UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉTUDE DU CONTRÔLE D'ACCÈS DANS LES RÉSEAUX À LARGE-BANDE DE TYPE ATM

JOSÉE MIGNAULT
DÉPARTEMENT DE GÉNIE ÉLECTRIQUE ET DE GÉNIE INFORMATIQUE
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

THÈSE PRÉSENTÉE EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLÔME DE PHILOSOPHIAE DOCTOR (Ph.D.)
(GÉNIE ÉLECTRIQUE)

JANVIER 1997

© Josée Mignault, 1997.

National Library of Canada
Acquisitions and Bibliographic Services
395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Bibliothèque nationale du Canada
Acquisitions et services bibliographiques
395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Your file Votre référence

Our file Notre référence

The author has granted a non-exclusive licence allowing the National Library of Canada to reproduce, loan, distribute or sell copies of this thesis in microform, paper or electronic formats.

L'auteur a accordé une licence non exclusive permettant à la Bibliothèque nationale du Canada de reproduire, prêter, distribuer ou vendre des copies de cette thèse sous la forme de microfiche/film, de reproduction sur papier ou sur format électronique.

The author retains ownership of the copyright in this thesis. Neither the thesis nor substantial extracts from it may be printed or otherwise reproduced without the author's permission.

L'auteur conserve la propriété du droit d'auteur qui protège cette thèse. Ni la thèse ni des extraits substantiels de celle-ci ne doivent être imprimés ou autrement reproduits sans son autorisation.

0-612-33013-3

Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Cette thèse intitulée:

ÉTUDE DU CONTRÔLE D'ACCÈS DANS LES RÉSEAUX
À LARGE-BANDE DE TYPE ATM

présentée par: MIGNAULT Josée

en vue de l'obtention du diplôme de:Philosophiae Doctor (Ph.D.)

a été dûment acceptée par le jury d'examen constitué de:

M. HACCOUN David, Ph.D., président

Mme ROSENBERG Catherine, D.Sc., membre et directeur de recherche

M. GIRARD André, Ph.D., membre

M. HÉBUTERNE Gérard, D.Sc., examinateur externe

REMERCIEMENTS

Je tiens, en premier lieu, à remercier ma directrice de thèse, le Docteur Catherine Rosenberg, pour avoir encadré ce travail de recherche, et en particulier, pour avoir continué à superviser mon travail de thèse en plus de ses nouvelles responsabilités professionnelles. J'ai beaucoup appris au contact du Dr Rosenberg à de nombreux points de vue, notamment grâce à son enthousiasme et à son dynamisme exemplaires, à son pragmatisme, et à son sens critique très incisif. Je lui suis reconnaissante de m'avoir donné l'opportunité d'effectuer plusieurs stages à l'étranger, et d'avoir eu la bonté de m'appuyer dans mes démarches pour mettre sur pied mon séjour au Centre National d'Études des Télécommunications (France) pendant son année sabbatique. Je la remercie également d'avoir contribué au financement de cette thèse pendant une partie de sa dernière phase.

Je souhaite exprimer ma gratitude envers le Dr Annie Gravey, qui m'a accueillie dans son équipe pendant le stage de treize mois que j'ai effectué au Centre National d'Etude des Télécommunications, pour sa disponibilité et son dynamisme. La pertinence de ses suggestions et ses commentaires éclairés m'ont été d'une aide précieuse et ont contribué à l'orientation de cette thèse. Je lui suis également reconnaissante d'avoir continué à participer à la supervision de mon travail jusqu'à son terme.

Je tiens à remercier les membres du jury qui ont accepté d'évaluer ce travail de recherche: le Président, Dr David Haccoun, Dr Gérard Hébuterne de l'Institut National des Télécommunications (France), examinateur externe, Dr André Girard de l'INRS-Télécommunications, Dr Michel Soulié, représentant du doyen de la Faculté des Etudes Supérieures de l'Université de Montréal, ainsi que la directrice de ces travaux, Dr Rosenberg.

Je suis reconnaissante au Dr Gérard Hébuterne, pour avoir encadré un premier stage effectué au CNET Lannion en 1993. Merci au Dr Fabrice Guillemin, du CNET Lannion, pour l'énergie qu'il a consacrée à notre étude sur le choix du débit soutenu et les discussions très fructueuses que nous avons eues; j'ai apprécié son dynamisme et ses vastes connaissances de l'ATM. Je n'oublie pas Alain Dupuis, également du CNET, dont l'expérience et l'astuce au niveau de la conception et de l'implantation des programmes de simulation m'ont été d'un grand secours, ni les autres membres de l'équipe du département EVP, qui m'ont aidée à différents égards pendant mes séjours à Lannion. Je suis également reconnaissante aux Drs Jim Roberts et Jorge Garcia qui m'ont très gentiment autorisée à utiliser certains de leurs logiciels.

Merci aux étudiants du Laboratoire de Réseaux Multi-Service à Large-Bande, à Aref Meddeb et à Valéry Augais, à Joy Kuri, chercheur post-doctoral, à Verna Friesen, attachée de recherche, pour leur support et leur amitié, à Laurent Pham pour son travail de simulation, et à Charles Levert, qui a largement contribué à la mise sur pied d'un environnement matériel de qualité au laboratoire. Je n'oublie pas Arto Kaprielian, avec qui j'ai eu de nombreuses interactions au début de mon travail de thèse, et Jasmin Belleau, qui nous a quitté trop tôt, nous laissant la tristesse au coeur.

Je remercie le Conseil de Recherches en Sciences Naturelles et Génie du Canada, le Fonds pour la Formation de Chercheurs et l'Aide à la Recherche, le Centre National d'Etude des Télécommunications, le Département de Génie Electrique et de Génie Informatique, ainsi que le programme de Coopération France-Québec du Ministère français des Affaires Extérieures qui ont, dans différentes mesures, contribué au financement de cette étude.

Enfin, j'aimerais exprimer ma gratitude à mes parents, qui m'ont appuyée dans les moments de joie comme dans les moments difficiles, dans une mesure qui a de beaucoup dépassé ce qu'il aurait été raisonnable d'attendre d'eux. À ceux que je n'ai pas nommés mais que je n'oublie pas, merci.

RÉSUMÉ

Le but de cette étude est d'apporter des solutions au problème du contrôle d'accès de type préventif dans les réseaux ATM, afin de permettre l'exploitation efficace des équipements et réseaux ATM de première génération, qui seront munis de fonctionnalités de gestion du trafic relativement restreintes, et serviront essentiellement des connexions à débit variable. Nous avons considéré le problème du contrôle d'accès d'une façon très pragmatique, sans hypothèse restrictive sur les sources, et en conformité avec les normes internationales actuelles de l'ITU-TSS sur le contrôle du trafic, pour les services supports ATM prévoyant un contrôle du trafic en boucle ouverte et des garanties de qualité de service (QS). Nos contributions concernent plus particulièrement le cas des sources à débit variable pour lesquelles un multiplexage statistique est envisagé, c'est-à-dire le service support SBR. L'approche que nous avons adoptée pour effectuer un contrôle d'accès préventif est fondée sur l'hypothèse que les sources de trafic adoptent un comportement de type glouton, et exploitent au maximum la marge de manoeuvre qui leur est laissée par les mécanismes de conformité les contrôlant. Cette approche est compatible avec l'information contenue dans le descripteur de trafic normalisé, et permet d'offrir des garanties de QS robustes puisque les hypothèses sur les sources de trafic que nous avons adoptées, dites du pire cas, sont conservatives.

Nous nous sommes, dans un premier temps, intéressés à l'estimation de la QS de niveau transfert, ou cellule, plus spécifiquement à la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM, servant des trafics de type pire cas. Nous avons identifié les trafics dits du pire cas en fonction des caractéristiques de l'équipement ATM concerné, et les modèles analytiques appropriés disponibles dans la littérature, permettant d'estimer la proportion de perte pour ces trafics, ont été recensés et évalués, afin de déterminer les

meilleurs compromis entre précision et simplicité. Certains de ces modèles ont été validés par comparaison à des résultats de simulation exacts pour la proportion de perte cellule. Nous avons évalué dans quelles conditions l'allocation des ressources sur une base préventive est une option attrayante. L'utilisation que cette approche permet d'atteindre a été évaluée dans différents cadres, en fonction des caractéristiques des commutateurs ATM concernés et des paramètres de trafic normalisés déclarés par les connexions. Deux caractéristiques des équipements ATM sont particulièrement déterminantes, soient la fonction d'espacement au débit crête, et la taille des mémoires dont sont munis les commutateurs. Nos résultats indiquent et confirment l'importance d'effectuer un espacement au débit crête sur les connexions, pour augmenter l'utilisation des liens. Pour les commutateurs munis de petits tampons, il est possible d'atteindre une charge admissible intéressante, mais seulement pour les sources dont le débit crête est faible par rapport à la capacité de transmission, peu importe la taille des rafales. Cependant, de nombreuses applications génèrent un trafic à des débits crêtes relativement élevés, ce qui impose l'usage de mémoires de taille relativement grande dans les commutateurs. Pour des commutateurs munis de mémoires de taille importante, nous avons mis en évidence la possibilité d'atteindre des efficacités intéressantes dans des conditions qui ne sont pas trop restrictives.

Notre principale contribution réside dans la proposition d'une méthode d'allocation des ressources permettant d'exploiter efficacement les systèmes munis de mémoires relativement importantes, pour les services SBR dans les réseaux ATM de première génération. La méthode que nous proposons peut être considérée comme une méthode de référence, dans un contexte de contrôle préventif basé sur les hypothèses de pire cas, au sens où elle permet de quantifier l'efficacité maximale qu'il est possible d'atteindre sous ces hypothèses, pour un ensemble de ressources donné. Nous avons, en

outre, pris soin de poser le problème du contrôle d'accès d'une façon claire, en faisant ressortir les interactions entre les niveaux cellules et appels qui avaient auparavant été, la plupart du temps, étudiés en isolation.

La méthode de référence est basée sur le calcul d'un débit équivalent pour chaque classe de trafic, permettant de quantifier de façon aussi précise que possible, le débit devant être alloué à une connexion SBR pour une contrainte de perte cellule donnée. Le débit équivalent dépend des paramètres de trafic de la connexion et des ressources du système, mémoire et débit, et peut être calculé de façon indépendante pour chaque classe de trafic; ce calcul est basé sur un modèle fluide, permettant de calculer le nombre maximum de sources admissibles de façon précise mais conservative. Le débit équivalent est alors obtenu en divisant la capacité de transmission du serveur par l'estimé du nombre de sources admissibles, dans un contexte homogène. Le calcul des débits équivalents dans un contexte homogène simplifie largement le problème de l'allocation des ressources, car la complexité devient alors indépendante du nombre de classes de trafic, qui, de par la nature multi-service et la flexibilité des réseaux ATM, sera élevé. Notre approche pourra constituer la base d'un contrôle d'accès utilisant des débits équivalents calculés hors-ligne. La méthode a été validée au moyen d'une campagne de simulation intensive, qui nous a permis d'explorer la zone admissible exacte basée sur la probabilité de perte cellule. Les résultats démontrent que dans la grande majorité des cas, la frontière de la zone admissible est linéaire, ou quasi-linéaire, ce qui assure le bon fonctionnement et l'efficacité de la méthode de référence.

Afin d'illustrer l'utilité de la méthode comme base de comparaison, nous avons effectué une comparaison à une méthode concurrente fondée sur des hypothèses similaires mais conservatrices. Les résultats démontrent que pour les matrices de trafic considérées, la méthode de référence permet de doubler l'utilisation par rapport à la

méthode concurrente. La possibilité de gains de cette importance témoigne de l'intérêt d'effectuer une allocation des ressources aussi efficace que possible. Notons que la méthode d'allocation des ressources à laquelle nous avons comparé la nôtre est actuellement considérée pour être implantée dans des équipements de commutation ATM commerciaux, ce qui démontre, de façon éloquente, le besoin et l'intérêt de notre travail d'un point de vue d'exploitation de réseau. En outre, notre notion de débit équivalent, qui dépend des deux ressources du système, permet d'appliquer les résultats du modèle de réseau multi-débit à la conception et au dimensionnement des réseaux ATM en exploitant le plus efficacement possible la ressource mémoire, ce qui n'était pas possible auparavant.

Les résultats de cette méthode sont très prometteurs. Cependant, d'un point de vue pratique, nous ne prétendons pas avoir résolu tous les problèmes reliés à une implantation de cette approche. Notamment, nous n'avons pas évalué de façon très poussée dans cette étude, les problèmes liés à l'intégration des services, ni l'effet sur les flux de trafic, de la traversée de plusieurs étages de multiplexage successifs. Il restera également à développer des procédures de calcul plus efficaces pour les débits équivalents si un éventuel fonctionnement en temps réel est souhaité.

ABSTRACT

This work is aimed at providing solutions for the admission control problem in ATM networks, in a preventive, open-loop control framework. Our contribution is intended to allow efficient operation of first generation ATM networks and equipment, which will provide a restricted set of traffic handling capabilities and will serve for the most part, variable bit rate traffic. We have conducted this study on pragmatic assumptions, without restrictive hypotheses on traffic sources and in compatibility with international standards on ATM traffic control, as set by ITU-TSS. We have focused on admission control for ATM Transfer Capabilities using simple, open-loop controls, providing quality of service guarantees, and in particular, on SBR services, which are intended to allow statistical multiplexing of variable bit rate sources. Our approach to preventive admission control is based on the fact that traffic sources are controlled by conformity mechanisms and on the assumption that they are greedy to the extent allowed by their regulation. This framework is compatible with the information provided by traffic descriptors defined in the standards and yields robust quality of service guarantees, since our assumptions on traffic sources, which we term worst case, are conservative.

The first part of our work focuses on the estimation of cell transfer level quality of service or, more precisely, on the estimation of the cell loss probability in an ATM multiplexor serving worst case traffics. These worst case traffics have been identified, depending on ATM equipment characteristics, and the relevant analytical models available in the literature for estimating the loss probability have been surveyed and evaluated in order to identify the best trade-offs between precision and simplicity. A few particularly interesting models were validated by comparison with exact results for the

cell loss probability obtained by simulation. We have investigated the conditions under which resource allocation based on a preventive framework is an attractive option. In particular, the utilization which can be reached on this basis has been evaluated in various frameworks, depending on the characteristics of ATM switching equipement and as a function of the traffic parameters declared by connections. Two ATM equipment characteristics are particularly critical with respect to the utilization namely, the shaping function, which is the ability of spacing cells to enforce the declared peak cell rate, and the size of the buffers located at the output ports of ATM switches. Our results confirm the importance of enforcing the declared peak cell rate by means of shaping, in order to protect link utilization. For switches equipped with small buffers, relatively high admissible loads can be reached only for connections whose peak cell rate is small with respect to transmission capacity. Unfortunately, many applications generate traffic with high peak rates, requiring large buffers for efficient operation. Our results show that for switches equipped with large memories, high admissible loads can be achieved in certain conditions which are not too restrictive.

Our main contribution is to propose a resource allocation method for SBR services, that will to allow efficient operation of first generation ATM switches equipped with large buffers. Our approach is intended to allow resource allocation as efficient as possible within a preventive control framework and based on worst case traffic assumptions; it quantifies accurately the achievable utilization in this framework for a given set of resources and in this sense, can be considered as a reference method. In addition, we have paid attention to both cell and call level aspects of the call admission problem which in most previous work had been studied in isolation.

The reference method is based on a natural definition of an effective bandwidth for greedy regulated sources, which is intented to quantify as accurately as possible the amount of bandwidth to be reserved for SBR connections for a given cell loss probability target. The equivalent bandwidth is dependent on traffic parameters and on node resources, buffer and bandwidth, and can be computed independently for each traffic class. It is computed based on a fluid model by dividing link bandwidth over an accurate but conservative estimate of the maximum number of admissible sources for a given cell loss constraint, in a homogeneous framework. The use of an effective bandwidth computed in a homogeneous framework simplifies the resource allocation problem to a large extent, since complexity becomes independent of the number of source classes, which is expected to be huge in the ATM context. The reference method is intended to serve in admission control based on off-line calculation of effective bandwidths. Extensive simulation results were used to validated the approach. In fact, we have investigated the exact admissible zone for calls based on the exact cell loss probability. Results show that in the majority of cases, the boundary of the admissible zone is linear or very close to linear, which ensures the efficiency and the safety of the reference method.

As an example of how the reference method can be used to assess the effectiveness of other resource allocation methods, we have conducted a comparaison with another method based on a similar framework and on conservative assumptions. Our results indicate that for the considered traffic matrices, the reference method yields a utilization twice as good as that obtained with the other method. The possibility of gains of such magnitude is a strong incentive to allocate resources as tightly as possible. It is worth noting that the method to which we have compared ours is currently under consideration for implementation in ATM switches which will be commercially

available. This demonstrates the need for more efficient resource allocation methods such as ours and the interest of our work from the point of view of network operation practice. Moreover, the definition of an effective bandwidth taking both resources, buffer and capacity, into account allows the use of the multi-rate loss framework and model for the design and dimensioning of ATM networks, taking advantage of buffer space with maximal efficiency, which was not possible with previous effective bandwidth definitions.

Results of the reference method are very promising. However, we acknowledge that some questions are left with incomplete answers and still deserve further attention. In particular, issues related to service integration or to the impact of going through several multiplexing stages on traffic flows have not received much attention in this work. In addition, more efficient computational procedures should be developed in order to obtain the effective bandwidths quickly if real-time calculation is desired.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS iv

RÉSUMÉ vii

ABSTRACT xi

TABLE DES MATIÈRES xv

LISTE DES FIGURES xx

LISTE DES TABLEAUX xxiii

LISTE DES ABRÉVIATIONS xxiv

LISTE DES ANNEXES xxvi

CHAPITRE 1

Introduction 1

1.1 Objectifs de l'étude et contributions 4

1.2 Organisation du mémoire 7

CHAPITRE 2

Revue de la littérature 9

2.1 Les services large-bande et l'ATM 9

2.2 Métriques de qualité de service et contraintes applicatives 15

2.3 Moyens d'évaluation quantitative de la qualité de service en ATM 18

2.3.1 Principe de séparation des échelles de temps 19

2.3.2 Moyens d'évaluation de la QS au niveau transfert - aspect local 22

2.3.3 Evaluation de la QS de niveau transfert de bout-en-bout 27

2.3.4 Evaluation de la QS au niveau appel 28

2.4 Le contrôle de trafic en ATM dans la littérature 31

2.4.1 Méthodes de contrôle de congestion 32

2.4.2 Intégration des services et QS différenciées 36

2.5 Normes internationales sur le contrôle du trafic dans les réseaux ATM 39

2.5.1 Caractérisation algorithmique normalisée des sources ATM 39

2.5.2 Modèles de services large-bande 42

2.6 Le contrôle d'accès en ATM en mode préventif 45

2.6.1 Rôle du contrôle d'accès 45

2.6.2 Hypothèses statistiques sur les sources et notion de débit équivalent 48

2.6.3 Méthodes adaptatives 54

2.6.4 Allocation de ressources pour le trafic régulé par les mécanismes standardisés : hypothèse du pire cas 56

2.7 Sommaire 60

CHAPITRE 3

Synthèse des résultats 62

3.1 Préliminaires 62

3.1.1 Rôle et fonctions du contrôle d'accès 65

3.1.2 Modèle du multiplex ATM 68

3.1.3 Estimation de la QS locale de niveau transfert 70

3.1.4 Hypothèses du pire cas de trafic 72

3.2 Estimation de la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM pour les pires cas de trafic 73

3.2.1 Introduction 73

3.2.2 Indicateurs de performance 75

3.2.3 Multiplexage en mode DBR 81

3.2.4 Multiplexage en mode SBR 95

3.2.5 Multiplexage en mode SBR, rafales perdues 101

3.2.6 Multiplexage en mode SBR, rafales tamponnées 108

3.2.7 Résumé de la section sur l'estimation de la probabilité de perte cellule 126

3.3 Méthode de contrôle d'accès de référence pour les services SBR1 128

3.3.1 Introduction et résumé de l'article 128

3.3.2 Formulation du problème de l'allocation des ressources 129

3.3.3 Méthodes d'allocation des ressources pour services SBR et hypothèses du pire cas 135

3.3.4 Méthode d'allocation des ressources de référence 141

3.3.5 Résultats 146

3.3.6 Résumé des contributions de l'article 152

CHAPITRE 4

Conclusion 156

4.1 Résumé des contributions 156

4.2 Discussion des résultats et implications pour le contrôle d'accès 161

4.2.1 Développement de procédures de calcul efficaces pour la méthode de référence 161

4.2.2 Choix optimal des paramètres de trafic normalisés 162

4.2.3 Aspects réseau de l'allocation des ressources 163

4.2.4 Intégration des services 165

4.3 Recommandations pour recherches futures 166

RÉFÉRENCES 168

ANNEXES 185

LISTE DES FIGURES

Figure 2.1 Hiérarchie de modélisation du trafic ATM 21

Figure 2.2 Forme des distributions liées à la longueur de la file, et de la probabilité de perte en fonction de la taille du tampon pour le trafic VBR dans le multiplex ATM 23

Figure 3.1 Modèle du commutateur ATM 68

Figure 3.2 Modèle du multiplex ATM 69

Figure 3.3 Source espacée au débit crête PCR 82

Figure 3.4 Pire cas de trafic pour le multiplexage en mode DBR de trafic non espacé 86

Figure 3.5 Modèles pour le multiplexage en mode DBR avec rafales au débit du lien et perte cellule; MBS=3, PCR =1/15, N_s =10 90

Figure 3.6 Comparaison entre modèles pour pire cas de trafic et perte cellule, ρ=0.8, Ns=20, PCR=0.04 91

Figure 3.7 Impact des rafales au débit du lien sur la charge admissible en fonction de MBS; B=64, $Q(B)$=10^{-10} 94

Figure 3.8 Trafic pire cas pour multiplexage en mode SBR sans espacement 97

Figure 3.9 Trafic de type pire cas en mode SBR avec espacement 97

Figure 3.10 Modèle fluide sans tampon - indicateurs de performance fluides et *CLR*, en fonction de la charge offerte; α=0.05 104

Figure 3.11 Charge admissible pour une probabilité de perte de 10^{-10}, pour différents débits crête, en mode rafales perdues; *C*=34 Mb/s 105

Figure 3.12 Gain de multiplexage par rapport à une allocation au débit crête pour une perte de 10^{-10}, pour différents débits crête en mode perte rafale; *C*=34 Mb/s 106

Figure 3.13 Impact du *SCR* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=50, *MBS*=20, ρ=0.8 114

Figure 3.14 Impact du *SCR* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=5, *MBS*=20, ρ=0.8 115

Figure 3.15 Dépendance de *CLR* sur la valeur du rapport *B/MBS*, pour des valeurs constantes de *MBS*; *C/PCR* = 20, *SCR/PCR* = 0.1, ρ=0.8 116

Figure 3.16 Impact de *MBS* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=20, *SCR/PCR*=0.1, ρ=0.8 117

Figure 3.17 Impact de *C/PCR* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *SCR*=0.01, *MBS*=20, ρ=0.8 118

Figure 3.18 Impact de la charge sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=5, *MBS*=20, *SCR/PCR*=0.05 119

Figure 3.19 Difference entre *Q*(*B*) et *CLR* en fonction de la charge offerte; *PCR*=0.1, *SCR*=0.01, *MBS*=50, *B*=100 120

Figure 3.20 Composantes cellule et rafale, *PCR*=0.05, *SCR*=0.01, *MBS*=100 121

Figure 3.21 Charge admissible pour différentes longueurs de rafale *MBS*; *C*=34 Mb/s, taille de tampon=1100, *CLR*=10^{-10}, *PCR*=8.5 Mb/s 123

Figure 3.22 Charge admissible en fonction du rapport d'activité, pour différentes valeurs du *PCR*; *C*=34 Mb/s, taille de tampon=1100, *CLR*=10^{-10}, *MBS*=200 cellules 124

Figure 3.23 Charge admissible en fonction du rapport d'activité; *C*=34 Mb/s, taille de tampon=1100, *CLR*=10^{-10}, *MBS*=32 cellules 125

Figure 3.24 Illustration de la méthode de (Hui, 1990; Kelly, 1991) appliquée à deux types de sources 136

Figure 3.25 Illustration de la méthode de référence appliquée à deux types de sources 143

Figure 3.26 Validation par simulation du comportement du débit équivalent en fonction du rapport C/PCR 150

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 2.1: Exigences de QS pour différents services ATM 17

Tableau 2.2: Exigences de QS pour différents services ATM d'une session multimédia 17

Tableau 3.1: Modèle pour multiplexage de trafic espacé en mode DBR 83

Tableau 3.2: Modèle pour multiplexage de trafic pire cas en mode DBR sans espacement 88

Tableau 3.3: Modèles pour multiplexage de trafic pire cas en mode SBR 99

LISTE DES ABRÉVIATIONS

A
AAL : ATM Adaptation Layer
ABR : Available Bit Rate
ABT : ATM Block Transfer
ATC : ATM Transfer Capability
ATM : Asynchronous Transfer Mode
B
B-ISDN : Broadband Integrated Services Digital Network
C
CBR : Constant Bit Rate
CDV : Cell Delay Variation
CDVT : Cell Delay Variation Tolerance
CLR : Cell Loss Ratio
CTD : Cell Transfer Delay
D
DBR : Deterministic Bit Rate
F
FRP : Fast Reservation Protocol
FRP-DT : FRP Delayed Transmission
FRP-IT : FRP Immediate Transmission
G
GCRA : Generic Cell Rate Algorithm
I
IETF : Internet Engineering Task Force
ITU-TSS : International Telecommunications Union, Telecommunication Standardization Sector
M
MBS : Maximum Burst Size
MMRP : Markov Modulated Rate Process
MPEG : ISO Moving Picture Expert Group
P
PAPS : Premier Arrivé, Premier Servi
PCR : Peak Cell Rate
PDU : Protocol Data Unit
PGPS : Packet by Packet Generalized Processor Sharing
Q
QS : Qualité de service
S
SBR : Statistical Bit Rate

SCR : Sustainable Cell Rate
SONET : Synchronous Optical Network
T
TCP/IP : Transmission Control Protocol - Internet Protocol
U
UBR : Unspecified Bit Rate
UNI : User Network Interface
UPC : Usage Parameter Control
V
VBR : Variable Bit Rate
VC : Virtual Circuit
VP : Virtual Path
W
WCT : Worst Case Traffic
WFQ : Weighted Fair Queueing
WWW : World Wide Web

LISTE DES ANNEXES

ANNEXE I

A survey of straightforward statistical multiplexing models for ATM networks 185

ANNEXE II

A reference resource allocation method for ATM Statistical Bit Rate services 223

ANNEXE III

Description du simulateur pour trafics déterministes intermittents 269

CHAPITRE 1
Introduction

Qui n'a pas aujourd'hui, entendu les expressions *Autoroute de l'information*, *Internet*, ou *World Wide Web* ? L'accès au réseau informatique mondial, qui était, il y a quelques années encore, plus ou moins réservé à une élite de scientifiques, est maintenant passé dans le domaine du grand public, essentiellement grâce à l'apparition des logiciels d'exploration de l'Internet. Cette petite révolution coïncide pratiquement avec l'apparition de services et d'équipements multimédia qui ont récemment envahi le marché de l'informatique. La diffusion de plus en plus grande des services informatiques multimédia ne sera pas sans conséquences sur notre façon de communiquer. Pour rester dans le domaine qui nous concerne, celui de l'ingénierie des télécommunications, l'explosion de la demande pour ce type de service aura aussi des répercussions importantes du point de vue des infrastructures nécessaires pour transporter le trafic généré par ces applications, car le réseau Internet existant n'a pas été conçu pour écouler une telle demande, ni pour réaliser l'intégration des services. Le groupe de travail IETF (*Internet Engineering Task Force*) travaille actuellement à définir les fonctionalités d'un réseau Internet de deuxième génération, large-bande et multi-services, qui serait en mesure d'offrir des débits plus importants, et serait mieux adapté aux exigences des applications interactives, sensibles aux contraintes temporelles.

Plutôt que de chercher à faire évoluer une technologie existante vers le support de débits élevés et l'intégration des services, de nombreux chercheurs ont préconisé le développement d'une technologie nouvelle, radicalement différente des réseaux uniservices existants, téléinformatiques ou autres. Nous faisons allusion au futur réseau

numérique à intégration de services large-bande (B-ISDN, *Broadband Integrated Services Digital Network*), qui pourrait également servir de support à la célèbre *autoroute de l'information*. La technologie ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) a été choisie par les organismes internationaux de normalisation (ITU-TSS, *International Telecommunications Union, Telecommunication Standardization Sector*), comme infrastructure d'un futur réseau de télécommunications public multi-services à haut débit. Contrairement à l'Internet, l'ATM n'a pas été conçu spécifiquement pour les réseaux informatiques, mais bien pour les réseaux à intégration de services, c'est-à-dire que l'infrastructure ATM a été conçue pour pouvoir offrir à la fois des services de types informatiques, télévisuels, téléphoniques, etc. Ces services, qui sont de natures très différentes, requièrent du réseau une grande flexibilité, car, d'une part, leurs besoins en termes de débit occupent un spectre de valeurs assez large et, d'autre part, ils ont des contraintes de qualité de service de nature et de sévérité très variées.

Les réseaux ATM ont été conçus de façon à pouvoir offrir des débits de transmission très élevés. L'information qui circule dans le réseau, sans égard à la nature du service ou de l'application en jeu, est segmentée en paquets très courts appelés cellules, dont la taille est de 53 octets. La commutation de circuits virtuels est utilisée en ATM, c'est-à-dire qu'une communication comprend trois phases : l'établissement d'une connexion, la phase de transfert de l'information, et la libération des ressources à la fin de la communication. L'utilisation de circuits virtuels implique que le choix d'un chemin entre l'origine et la destination d'une connexion est effectué pendant la phase d'établissement, et que les cellules suivent ensuite toutes le même chemin jusqu'à leur destination, ce qui préserve l'ordre des cellules. Il est à noter que les ressources ne sont

jamais réservées physiquement pour la durée de la connexion, mais que le circuit est établi sur une base logique seulement. Les ressources sont ensuite saisies et utilisées à la demande.

Les protocoles de gestion des réseaux ATM sont organisés suivant un modèle en couches, qui se démarque du modèle de référence OSI prévu pour les réseaux informatiques à bas et moyen débit. La couche inférieure est naturellement la couche physique, dont le rôle est d'assurer la transmission des bits d'information et la synchronisation. Le protocole SONET (*Synchronous Optical Network*) a été choisi par l'ITU comme protocole normalisé au niveau physique. Le niveau immédiatement supérieur est la couche ATM, qui concerne tout ce qui touche la phase de transfert des cellules, et dont la tâche est immense. Enfin, au-dessus de la couche ATM se trouve la couche d'adaptation ATM ou AAL (pour *ATM Adaptation Layer*), qui est chargée de la segmentation et du réassemblage des unités de données de niveau applicatif (récupération d'horloge et restitution d'un signal synchrone comme la voix, gestion des paquets pour les applications de type informatiques, etc.). Dans cette étude, nous nous préoccupons exclusivement de la couche ATM, qui est chargée de tout le contrôle du trafic ATM.

A cause des débits très élevés qu'elle peut offrir et de sa nature multi-services, la technologie ATM se démarque donc profondément des réseaux uniservices que l'on connaît aujourd'hui. En particulier, le contrôle du trafic se conçoit en ATM d'une façon très différente de ce qu'il est aujourd'hui dans les réseaux téléinformatiques. L'une des fonctions essentielles du contrôle du trafic en ATM est le contrôle d'accès, ou CAC (pour *Connection Admission Control*), qui est responsable de l'établissement des connexions dans le réseau et de l'allocation des ressources. Cette fonction est cruciale, car elle est essentielle à l'exploitation efficace des ressources.

La littérature sur ce vaste sujet est d'une abondance exceptionnelle. De nombreuses propositions de méthodes de contrôle d'accès ont été publiées ces dernières années. Cependant, un examen rapide de ces propositions permet de constater que seul un nombre très restreint d'entre elles tient compte des contraintes posées par la conception d'un réseau réel, et surtout de l'état plutôt embryonnaire des connaissances actuelles sur le trafic ATM. Des hypothèses très courantes sur le trafic, (par exemple sources intermittentes exponentielles ou ayant certaines propriétés markoviennes), permettant d'utiliser des méthodes d'analyse très élégantes, sont vraisemblablement incompatibles avec les caractéristiques des sources réelles.

Dans cette étude, nous avons voulu considérer le problème du contrôle d'accès, plus particulièrement sous l'aspect de l'allocation des ressources, d'une façon très pragmatique, sans hypothèse restrictive sur les sources, et en conformité avec les normes internationales actuelles de l'ITU sur le contrôle du trafic. En particulier, nous nous sommes efforcés de ne pas perdre de vue les limites et les besoins des équipements ATM de première génération, qui seront exploités commercialement à court terme, ainsi que le type d'applications créant, à court et moyen termes, la demande pour les communications large-bande, c'est-à-dire les communications de type téléinformatique.

Voyons plus en détails les objectifs et contributions de cette thèse ainsi que nos hypothèses de travail.

1.1 Objectifs de l'étude et contributions

Le but de cette étude est d'apporter des solutions au problème du contrôle d'accès de type préventif dans les réseaux ATM, afin de permettre l'exploitation efficace des équipements et réseaux ATM de première génération, qui seront munis de fonctionnalités de gestion du trafic relativement restreintes, et serviront essentiellement

des connexions de type téléinformatique. Nous nous sommes efforcés de situer cette étude dans un cadre se rapprochant le plus de la réalité des équipements et réseaux ATM de première génération. Par conséquent, nous nous sommes intéressés au contrôle d'accès pour les services supports ATM prévoyant un contrôle du trafic en boucle ouverte et des garanties de qualité de service. Nos contributions concernent plus particulièrement le cas des sources à débit variable pour lesquelles un multiplexage statistique est envisagé, c'est-à-dire le service support SBR (*Statistical Bit Rate*). L'approche que nous avons adoptée pour effectuer un contrôle d'accès préventif est fondée sur l'hypothèse que les sources de trafic adoptent un comportement de type glouton, et exploitent au maximum la marge de manoeuvre qui leur est laissée par les mécanismes de conformité les contrôlant. Cette approche est compatible avec l'information contenue dans le descripteur de trafic normalisé, et permet d'offrir des garanties de qualité de service robustes puisque les hypothèses sur les sources de trafic que nous avons adoptées, dites du pire cas, sont conservatives.

Nous nous intéressons, dans un premier temps, à l'estimation de la qualité de service de niveau transfert, ou cellule, et plus spécifiquement, à la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM servant des trafics de type pire cas. Nous avons identifié les trafics dits du pire cas en fonction des caractéristiques de l'équipement ATM concerné. Nous avons recensé et évalué les modèles analytiques appropriés disponibles dans la littérature permettant d'estimer la proportion de perte pour ces trafics, afin de déterminer les meilleurs compromis entre précision et simplicité. Ces modèles ont été validés par comparaison à des résultats de simulation exacts pour la proportion de perte cellule. Nous évaluons, en outre, dans quelles conditions l'allocation des ressources sur

une base purement préventive est une option attrayante, et l'impact des différents paramètres de trafic normalisés, sur l'efficacité de l'approche basée sur les hypothèses dites du pire cas.

Notre principale contribution réside dans la proposition d'une méthode d'allocation des ressources qui permet d'exploiter efficacement les systèmes munis de mémoires relativement importantes, pour les services SBR dans les réseaux ATM de première génération. Les services SBR pourraient être utilisés par le type de trafic constituant la plus forte demande à court et moyen termes pour les communications large-bande, c'est-à-dire le trafic généré par les applications téléinformatiques et l'interconnexion de réseaux locaux. Remarquons que d'autres services supports, notamment l'ABR (*Available Bit Rate*) ou l'UBR (*Unspecified Bit Rate*), pourraient aussi être utilisés pour offrir ce type d'applications. Cependant, les mécanismes nécessaires à la gestion de ces services supports ne seront pas présents dans les équipements ATM de première génération.

La méthode que nous proposons peut être considérée comme une méthode de référence, dans un contexte de contrôle préventif basé sur les hypothèses de pire cas, au sens où elle permet de quantifier l'efficacité maximale qu'il est possible d'atteindre sur ces hypothèses, pour un ensemble de ressources donné. Afin d'illustrer l'utilité de la méthode de référence comme base de comparaison, nous effectuons une comparaison à une méthode d'allocation des ressources concurrente, fondée sur des hypothèses similaires, qui est actuellement considérée pour être implantée dans des commutateurs ATM commerciaux. Notons que l'allocation des ressources sur la base des hypothèses de pire cas de trafic apparaît clairement comme la plus naturelle dans le contexte préventif avec contrôle en boucle ouverte, qui est celui du mode SBR. En revanche, il faut reconnaître que cette méthode pourrait s'avérer conservative dans le cas où les sources

de trafic n'exploiteraient pas à fond la marge de manoeuvre qui leur est laissée par les mécanismes de conformité. Dans ce cas, il pourrait être plus efficace d'adopter une approche adaptative plutôt que purement préventive, afin de suppléer au peu d'information sur le comportement des sources de trafic contenu dans le descripteur de trafic normalisé. Deux possibilités s'offrent alors, qui sont d'utiliser les services supports ABR ou UBR, ou encore, de mettre en oeuvre des algorithmes de mesure au sein du réseau pour évaluer les ressources utilisées par les sources en cours de transfert.

Rappelons qu'une partie de ce travail a été effectuée en collaboration avec des chercheurs du Centre National d'Etude des Télecommunications de Lannion, France. Avant d'entamer la revue de littérature, disons quelques mots sur la forme sous laquelle nous avons choisi de présenter cette thèse.

1.2 Organisation du mémoire

Nous avons choisi d'organiser ce mémoire suivant le principe de la présentation par articles. Bien que partie intégrante de ce mémoire, les articles ont été joints en Annexe, plutôt qu'inclus directement dans le corps de l'ouvrage, dans l'unique souci d'en faciliter la lecture.

Ce mémoire s'articule autour de quatre chapitres, dont le premier constitue cette introduction. Le deuxième chapitre présente une revue de littérature critique sur le contrôle du trafic et le contrôle d'accès en ATM. Le troisième chapitre contient une synthèse du travail effectué, ainsi qu'une discussion intégrée des résultats de l'étude, et fait référence aux deux articles joints en Annexe : "*A survey of straightforward statistical multiplexing models for ATM networks*", de Mignault, Gravey et Rosenberg, publié en 1996 dans la revue *Telecommunication Systems*, et "*A reference resource allocation method for ATM Statistical Bit Rate services*", de Mignault, Rosenberg et Gravey,

soumis pour publication en 1996 au journal *IEEE/ACM Transactions on Networking*. Le chapitre quatre, quant à lui, constitue la conclusion de cette étude, et présente un résumé des contributions, ainsi que des perspectives de recherches envisageables.

Abordons le chapitre deux, en l'occurrence la revue de littérature.

CHAPITRE 2
Revue de la littérature

L'abondance de la littérature axée sur le contrôle de congestion dans les réseaux ATM est telle qu'il est pratiquement impossible d'en faire l'inventaire exhaustif. Plusieurs sources d'information sur les réseaux ATM peuvent être consultées ; citons les textes de Onvural (1995) et de Hui (1990) qui peuvent être utilisés comme introduction sur le sujet ; plus techniques, les excellents rapports du COST (COST, 1992 ; COST, 1996) et naturellement les normes internationales établies par l'ITU-TSS et l'ATM Forum. Nous nous contenterons de donner ici un aperçu des travaux portant sur différents aspects de ces réseaux pour illustrer les tendances au sein du domaine du contrôle de la congestion en ATM et dans le but de situer notre contribution dans un contexte plus large.

En premier lieu, les services ATM et leurs particularités feront l'objet de notre attention.

2.1 Les services large-bande et l'ATM

Les réseaux ATM ont été conçus pour pouvoir offrir sur une même infrastructure, une variété de services de télécommunications de natures très différentes, demandant, dans certains cas, un débit beaucoup plus important que celui des réseaux actuels, et exigeant des contraintes de qualité de service très diverses. L'affirmation précédente prend presque l'allure d'un cliché, mais elle reste au coeur de la problématique du contrôle des réseaux ATM. Un survol des différents services envisagés

permet d'illustrer leur diversité. Il est à noter que certains de ces services existent déjà en version à bas débit, mais que leurs équivalents large-bande sont, pour la plupart, encore du domaine prospectif.

Les services large-bande ont été divisés en quatre catégories par l'ITU (ITU I.211, 1990) en fonction de leur nature:

1. Services de conversation;
2. Services de téléchargement;
3. Services de messagerie;
4. Services de distribution, avec ou sans contrôle de la présentation par l'utilisateur.

Les trois premiers types de services sont interactifs à différents degrés, alors que ceux du dernier type peuvent l'être ou non, selon le niveau de contrôle dont dispose l'usager. Presque tous ces services sont de nature multimédia, c'est-à-dire qu'ils peuvent regrouper des informations de type son, image numérique, documents, texte, données informatiques, etc. Illustrons brièvement ces services.

Les services de conversation impliquent la communication en temps réel d'information de bout-en-bout du réseau, entre deux ou plusieurs usagers. De cette classe font partie plusieurs des services que nous connaissons aujourd'hui ainsi que leurs équivalents large-bande : téléphone, vidéo conférence, vidéophone, fac-similé à haute vitesse, transfert de fichier rapide etc. Les services de téléchargement permettent aux usagers de récupérer n'importe quel type d'information mémorisée ailleurs dans le réseau, comme dans le réseau Internet actuel : téléchargement d'images à haute résolution, de films, ou rapatriement de documentation technique ou de catalogues, par exemple. La catégorie de messagerie offre un service de transfert d'information au moyen d'unités de traitement munies de capacités de mémorisation et renvoi ; c'est un exemple de service non-temps réel. Elle inclut essentiellement la messagerie

électronique évoluée, soit de documents ou de données vidéos, ou de données, par exemple des statistiques envoyées à intervalles périodiques à une unité centrale de traitement. Les services de distribution sont, quant à eux, les analogues large-bande des services actuels de télévision : l'information est transmise à partir d'une source vers les usagers autorisés à la recevoir. Dans la version dépourvue de contrôle individuel par l'usager, le programme est fixé par la source ; dans le cas contraire, on peut imaginer une télévision interactive où l'usager disposerait d'un niveau de contrôle similaire à celui d'un magnétoscope.

Le support à fournir aux différents services dépend en grande partie de leurs exigences en termes de délais de transmission ; c'est pourquoi il est intéressant de les classifier dans cette optique (COST, 1996). On peut ainsi définir trois grandes catégories de services, selon la sensibilité aux délais:

1. Communications interactives audio/vidéo : conversations, conférences, retransmission d'évenements en direct, etc.
2. Transfert d'information pour stockage temporaire : mises à jour de bases de données, transfert hors-ligne de films ou de fichiers de taille importante, etc.
3. Transfert d'information pour retransmission immédiate : consultation de bases de données multimédia, vidéo sur demande, courrier électronique, etc.

Ces catégories ne sont pas nécessairement exhaustives mais on pense qu'elles sont représentatives du trafic ATM. Décrivons ces trois classes de trafic sous les rapports de leur sensibilité aux délais et des débits qu'elles requièrent.

Les services de communications interactives audio/vidéo sont très sensibles aux délais de transmission ; ce sont des services à temps réel. Les services audio sont typiquement caractérisés sous la forme de sources à activité intermittente où les rafales de parole alternent avec les silences. Ce type de modélisation pour le trafic ATM est

extrêmement courant, comme nous le verrons dans la suite. Néanmoins, la téléphonie ATM est souvent considérée comme un service à débit constant. Le débit typique de ces sources varie de quelques kilobits par seconde (kb/s) à quelques centaines de kb/s, selon la qualité du signal retransmis. L'on évoque aussi la possibilité de traiter directement comme une connexion ATM, une superposition de conversations (par exemple un T1) plutôt qu'un seul appel ; la source de trafic ATM est alors une superposition dont le débit varie par paliers suivant le nombre de conversations en cours (Mauger et Brueckheimer, 1995), ce débit étant de l'ordre de quelques dizaines de Mb/s. Le trafic vidéo est également soumis aux contraintes de délai, ce qui limite le temps disponible pour le codage et la transmission dans le réseau de ce type d'information. Si ces sources sont naturellement à débit variable, puisque la quantité d'information à transmettre varie suivant le contenu de l'image, le débit de sortie du codeur, lui, peut être constant ou variable selon la technique de codage employée et la remise en forme du trafic effectuée. Les débits varient entre 1.5 Mb/s et 30 Mb/s environ, selon la définition de l'image.

Les services de téléchargement pour stockage temporaire ne sont pas soumis aux contraintes de la transmission en temps réel dans la même mesure que le sont les services interactifs. En effet, pour ce type de services, l'acheminement de l'information dans les meilleurs délais peut être considéré comme un objectif plutôt qu'une contrainte. En conséquence, le débit alloué et le délai nécessaire au transfert ne sont pas des exigences propres à l'information transmise, mais plutôt une sorte de mesure de la qualité de service fournie. Ces services sont souvent qualifiés d'élastiques puisque le débit alloué peut être modulé en fonction de la disponibilité du réseau, sans que cela n'affecte la qualité du service reçu par l'usager. Citons, comme exemples types de ce genre d'application, le *World Wide Web* (WWW), ainsi que les transferts liés à la mise à jour de bases de données. Les volumes de données à transférer sont extrêmement

variables et peuvent correspondre à quelques milliers d'octets pour un petit document texte, à des centaines de Mb pour un disque compact, en passant par plusieurs dizaines de Mb pour une image médicale à haute définition. La difficulté de caractérisation du trafic dépend également du type de session envisagé. Par exemple, la consultation d'une base de données donne lieu à une seule connexion pour une session, pendant laquelle se succèdent des rafales d'informations de différentes tailles suivant le type d'informations transmises, entrecoupées de silences, alors qu'une session WWW générera une succession de connexions TCP dont les caractéristiques sont connues à l'avance (document ou photographie d'une certaine taille, etc.) et donc facilement caractérisables.

La dernière catégorie est celle des transferts d'information pour retransmission immédiate. La différence avec les services du premier type se situe au niveau de la nature de la contrainte temps réel. En effet, dans le cas des services de retransmission, le délai de transfert absolu en tant que tel est sans grande importance ; c'est la variabilité du délai qui doit être contrôlée. Le délai doit impérativement être à peu près constant pour chaque cellule, pour que le signal puisse être restitué sans gigue apparente et que le flot du signal ne soit pas interrompu en cours de restitution à destination. Cette particularité permet l'utilisation de méthodes de codage complexes, telles les méthodes de type MPEG (LeGall, 1991 ; ISO, 1993). La vidéo sur demande est, quant à elle, censée reproduire la fonctionalité d'un magnétoscope, ce qui implique des contraintes importantes au niveau des temps de réaction du réseau.

Le réseau ATM peut aussi offrir un type de service où toutes ces catégories de services sont présentes. C'est par exemple le cas des services d'interconnexion de réseaux privés virtuels ou de réseaux locaux. Notons que la forte demande pour ce service représente à l'heure actuelle la plus importante motivation pour l'introduction de l'ATM dans les réseaux publics. La difficulté de caractériser ces services en raison de la

présence de phénomènes de dépendance à long terme est maintenant bien documentée (Fowler et Leland, 1991 ; Leland et al., 1994). Ces études concernent essentiellement le trafic dit 'libre' ou hors contrôle. Par ailleurs, l'impact des protocoles de contrôle de trafic des couches supérieures, TCP par exemple, sur le trafic au niveau ATM est important, mais encore assez mal connu. Notons également que ce type d'application est généralement conçu comme un service sans connexion, éventuellement point-à-multipoint ou de diffusion. Comme l'ATM a été conçu sur un modèle de service par circuit virtuel point-à-point, le support de services sans connexion et multi-point nécessite le développement de procédures de contrôle adaptées (Vickers et Suda, 1994 ; Newman, 1994). D'autre part, le trafic généré en sortie d'un réseau local est déjà une superposition de trafics ayant des besoins en termes de Qualité de Service (QS) différents, qui devront éventuellement être traités de façon différente dans le réseau, ce qui ajoute à la difficulté de caractérisation.

Si l'état des connaissances sur le trafic ATM a fait d'énormes progrès au cours des récentes années, force est de constater que nous sommes loin d'avoir toutes les clés et que cette connaissance reste très partielle. La caractérisation du trafic généré par les futures applications ATM est effectivement un domaine de recherche extrêmement actif à l'heure actuelle. La difficulté de modélisation de ce trafic est augmentée par l'interaction entre de nombreux facteurs (méthodes de contrôle, de codage) évoluant en parallèle. Il est, de plus, très fortement probable que l'avenir verra l'apparition de nouveaux services ATM dont nous n'avons pas encore idée aujourd'hui. Ces facteurs doivent être pris en compte dans la conception des mécanismes de contrôle d'un réseau que l'on souhaite conçu pour résister à l'épreuve du temps. L'incertitude sur les caractéristiques, non seulement des futures applications ATM, mais aussi sur le comportement des applications existantes qui y seront portées, est au coeur de bon

nombre des problèmes de recherche sur les réseaux ATM, et particulièrement en ce qui a trait à l'évaluation quantitative de la qualité de service. Cette notion, à laquelle nous avons fait allusion plusieurs fois, fait l'objet de la prochaine section.

2.2 Métriques de qualité de service et contraintes applicatives

Nous avons déjà mentionné que les services ATM avaient des besoins variés en termes de qualité de service, sans toutefois précisément définir cette qualité. Qu'est-ce que la qualité de service ? Ultimement, la qualité de service se définit par rapport à la satisfaction de l'usager recevant ledit service (Onvural, 1995). Elle est donc de nature subjective, et c'est une mesure de la performance du réseau dans son ensemble pour le service en question. Cette définition ne se prête toutefois pas très bien à une évaluation quantitative. Il faut donc définir des métriques de qualité de service permettant de la quantifier de façon représentative et de la gérer dans le réseau. C'est l'un des buts de la recommandation I.356 de l'ITU-T (ITU I.356, 1996).

L'évaluation quantitative de la qualité de service n'est pas un problème simple. Distinguons d'abord deux types de métriques : les paramètres de niveau appel et les paramètres de niveau transfert. Les paramètres de niveau appel se rapportent à la phase d'établissement et de libération d'une connexion, alors que les paramètres de niveau transfert (ou cellule) se rapportent à la phase de transfert proprement dite : délais de transfert, variation de ce délai, proportion de cellules perdues et de cellules erronées etc. en sont quelques exemples. Notons que la qualité de service au niveau transfert se répercute aux niveaux supérieurs. Par exemple, pour certaines applications, une cellule perdue implique une trame erronée et donc une retransmission éventuelle de la trame ; la perte de cellule peut donc se traduire au niveau supérieur par une perte de trame ou un

délai supplémentaire selon le protocole mis en oeuvre. Au niveau appel, la probabilité qu'une demande de connexion soit rejetée est un paramètre très important de la qualité de service.

Parmi les métriques de niveau cellule, les trois principales sont les suivantes : la proportion de cellules perdues ou *CLR* (*Cell Loss Ratio*), la gigue qui représente la variation du délai cellule ou *CDV* (*Cell Delay Variation*), et le délai de transfert ou *CTD* (*Cell Transfer Delay*). Il existe par ailleurs plusieurs autres métriques mesurant les différents aspects de la performance du réseau, notamment du point de vue de l'exploitation (ITU I.356, 1996).

Les différentes classes de service ATM n'ont pas toutes les mêmes contraintes de qualité de service (que nous noterons QS dans la suite). Comme les données, les services vidéo sont sensibles à la perte de cellule car la perte d'une trame peut entraîner la perte de la synchronisation et, par voie de conséquence, l'interruption du service ou la réception d'une série de trames erronées. En revanche, les services vocaux peuvent tolérer une certaine proportion de perte sans que le service en soit gravement dégradé pour autant. Cette diversité des exigences se présente comme une évidence depuis pratiquement les débuts du développement des réseaux à intégration de services. Il demeure toutefois hasardeux de citer des objectifs de QS précis en termes quantitatifs, car les objectifs dépendent des protocoles utilisés aux niveaux supérieurs à la couche ATM. Les services multimédia combinant des services de différents types sont potentiellement les plus exigeants, car dans ce cas, on pourrait être contraint de garantir les objectifs de QS les plus stricts à l'ensemble des services, ce qui serait le plus simple du point de vue du contrôle du trafic (Onvural, 1995).

Le tableau 2.1 a été extrait d'Onvural (1995) (source originale, projet RACE) afin d'illustrer les différentes exigences en termes de QS de certaines applications ATM au niveau de la perte de cellule et du délai moyen. Le tableau 2.2 est extrait de (Woodruff et Kositpaiboon, 1990) et concerne les exigences d'applications constituant une session

Tableau 2.1: Exigences de QS pour différents services ATM

Service	*CLR*	*CTD* moyen (ms)
Téléphone	10^{-3} ou 10^{-4}	<25 sans annulation d'écho
Transmission de données	10^{-6}	1000
Informatique distribuée	10^{-6}	50 à 100
Son haute fidélité	10^{-7}	1000
Contrôle de processus à distance	10^{-3}	1000

multimédia, en termes de perte cellule et de gigue. Il est à noter que ces exigences se situent au niveau applicatif et se rapportent à la performance globale, de bout-en-bout, du réseau.

Tableau 2.2: Exigences de QS pour différents services ATM d'une session multimédia

Service	*CLR*	*CDV* max (ms)
Voix	10^{-4}	1 à 10
Transmission de données interactive	10^{-6}	10 à 1000
Transfert d'image	10^{-8}	10 à 100
Vidéo interactive	10^{-10}	1 à 10

Remarquons la grande disparité entre les valeurs de contraintes sur le *CLR* de la voix (10^{-4}) et de la vidéo interactive (10^{-10}), par exemple ; ce dernier service est aussi très exigeant au niveau de la gigue, ce qui n'est pas le cas des services de transfert d'images ou de données.

Pour pouvoir offrir une qualité de service appropriée aux applications, il est clair que le réseau doit être en mesure d'évaluer quantitativement cette qualité de service pour prendre les mesures de gestion éventuelles. Cette évaluation quantitative de la QS fait l'objet de la prochaine section.

2.3 Moyens d'évaluation quantitative de la qualité de service en ATM

Nous avons discuté dans la section précédente de la notion de qualité de service en ATM et des métriques permettant de la quantifier. La présente section traite de l'évaluation quantitative de ces métriques de QS. Comme toute évaluation de performance, celle des réseaux ATM passe par l'élaboration de modèles abstraits assez simples pour être analysés, tout en retenant les caractéristiques essentielles du trafic. Ces deux objectifs ne sont pas forcément compatibles. La difficulté est augmentée par les incertitudes sur le trafic généré par les futures applications ATM ; c'est pour cette raison que la modélisation du trafic ATM est un domaine de recherche très actif à l'heure actuelle, en particulier en ce qui a trait aux études cherchant à caractériser le trafic réel.

Comme nous l'avons souligné dans la section précédente, la qualité de service perçue par les applications est celle de l'ensemble du réseau, c'est-à-dire de bout-en-bout. La QS est, par conséquent, dépendante de phénomènes se produisant sur tous les commutateurs traversés dans le réseau, voire du réseau dans son intégralité. Il est en général très difficile d'évaluer exactement une métrique de QS qui dépend d'événements mutuellement dépendants et corrélés, se produisant à différents endroits du réseau, et

l'on est donc forcé de recourir à des hypothèses de simplification. En pratique, l'évaluation d'une métrique de QS, qu'elle soit de niveau transfert ou de niveau appel, est donc décomposée en deux aspects : un aspect local, soit la performance sur un seul commutateur, et ensuite un aspect global, au niveau du réseau.

Outre cette décomposition, que l'on pourrait qualifier de géographique, il existe un autre principe de simplification très utile en ATM, qui consiste en la séparation entre métriques de niveaux appel et transfert. C'est celui de la décomposition par échelles de temps. Ce principe consiste d'abord à identifier quels phénomènes sont dominants dans un certain contexte et à définir des modèles simplifiés, permettant de caractériser adéquatement ces phénomènes essentiels, tout en restant d'un niveau de complexité raisonnable. En effet, les réseaux ATM comportent des variations de débit à plusieurs échelles de temps différentes, et il n'existe pratiquement aucun modèle permettant de caractériser adéquatement à toutes les échelles de temps les phénomènes concernés (Kroner et al., 1990).

Nous allons donc, dans la suite de cette section, discuter en premier lieu de ce principe de séparation des échelles de temps ; puis, nous aborderons les différents types de modèles servant à l'évaluation de la QS de niveau transfert, essentiellement la probabilité de perte cellule, au niveau local, suivi d'un survol de la littérature concernant les aspects réseau de cette QS. Nous conclurons cette section avec un regard sur les méthodes d'estimation des métriques de niveau appel.

2.3.1 Principe de séparation des échelles de temps

Les modèles utilisés couramment dans les études ATM sont en général très simplifiés par rapport aux études de cas sur le trafic réel. Les modèles appropriés dépendent naturellement du type de service sous considération, et de l'échelle de temps

des phénomènes que l'on désire étudier. En effet, plusieurs niveaux de modélisation peuvent être envisagés. Ainsi, on considère souvent que le trafic ATM se présente sous une forme hiérarchique à plusieurs niveaux de complexité. Cette hiérarchie est organisée suivant le principe de la séparation des échelles de temps introduit par (Hui, 1988). La figure 2.1 représente le processus de génération de cellules à l'intérieur d'une connexion générant un trafic intermittent. Ce modèle est bien sûr simplifié car en pratique, rien n'empêche les sources d'avoir plusieurs niveaux d'activité. Trois niveaux sont représentés. Le premier niveau est le niveau cellule, où l'on tient compte des arrivées discrètes de cellules à intervalles plus ou moins régulier. C'est le niveau de modélisation le plus détaillé. Au niveau rafale, on représente le fait que la source alterne entre des périodes actives et inactives. Dans ce cas, une modélisation fluide est appropriée, c'est-à-dire que l'information est représentée comme un liquide qui est retenu derrière un barrage et s'écoule de façon continue à un débit maximal correspondant au débit de transmission, ou capacité de service. Finalement, au niveau appel ou connexion, une source est généralement considérée comme ayant un débit constant appelé débit équivalent.

Au niveau connexion, les modèles sans attente sont les plus naturels, puisque, dans le cas le plus répandu, les appels ne sont pas mis en attente, mais sont rejetés lorsque les ressources ne sont pas disponibles (d'autres politiques sont cependant possibles). En revanche, au niveau cellule, ce sont les modèles de files d'attente qui sont les plus pertinents, car les multiplexeurs et commutateurs ATM sont munis de tampons en sortie où les cellules sont mises en attente avant d'être transmises sur un lien. Au niveau rafale, enfin, les deux types de modèles sont utilisés, selon l'importance de la taille du tampon par rapport à celle des rafales.

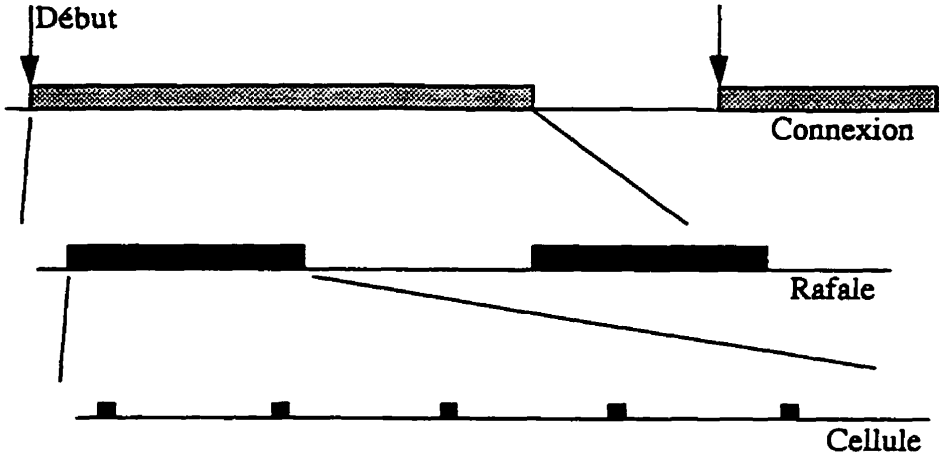


Figure 2.1 Hiérarchie de modélisation du trafic ATM

Comment évaluer les probabilités de blocage en ATM, où l'on retrouve bien la notion de circuits virtuels, mais où les appels se partagent deux ressources plus ou moins interchangeables, mémoire et bande passante ? L'estimation des probabilités de blocage passe par la réduction du problème multi-ressources à un problème à une seule ressource, grâce à la notion de débit équivalent. A l'échelle de temps d'une connexion, le débit demandé par un appel est ainsi considéré comme constant. Le débit équivalent d'une source est le débit minimal qui doit lui être alloué pour que la qualité de service de niveau transfert soit respectée. En quelque sorte, la notion du débit équivalent 'encapsule' l'information sur la QS de niveau cellule. La notion de débit équivalent prend alors tout son sens : celui de permettre l'application de la théorie des réseaux sans attente en jouant le rôle du nombre de serveurs occupés dans les réseaux à commutation de circuits classiques (en ATM ce nombre est toutefois un réel) (voir par exemple Ritter et Tran-Gia, 1994). Nous y reviendrons dans la suite.

2.3.2 Moyens d'évaluation de la QS au niveau transfert - aspect local

L'évaluation de la qualité de service de niveau transfert est le plus souvent effectuée sur un seul noeud en isolation, par des modèles de files d'attente représentant le multiplex d'un port de sortie d'un commutateur ATM. Ces modèles permettent d'estimer la probabilité de perte de cellule par débordement et éventuellement le délai moyen dans un noeud, qui sont assimilées respectivement au *CLR* et au *CTD* locaux. Ces modèles peuvent être exploités pour calculer la QS au niveau réseau, à condition que les différents commutateurs puissent être traités de façon indépendante, ce qui est le cas dans certaines conditions.

La plupart du temps, c'est la probabilité de perte cellule sur l'ensemble des connexions que l'on estime. C'est un indicateur de la performance globale du multiplex ; lorsque les sources sont identiques ou ne sont pas trop différentes, on peut admettre que c'est un indicateur fiable de la QS reçue individuellement par classe de connexions. C'est toutefois une mesure imparfaite de la performance lorsque le trafic est très hétérogène, car on sait que la perte encourue par chaque type de connexion est différente et, en particulier, que certaines connexions reçoivent un traitement inférieur à la performance globale (Norros et Virtamo, 1991 ; Bonomi et al., 1993). Dans certains cas, l'utilisation de la perte cellule globale comme critère de performance peut amener des résultats contre-intuitifs (Sévilla et Gravey, 1996). En toute rigueur, c'est la probabilité de perte par classe de connexions qu'il faudrait évaluer (Doshi, 1994). Néanmoins, pour des raisons pratiques, c'est la plupart du temps la perte globale qui est choisie comme indicateur de performance. Précisons qu'elle est elle-même, dans un grand nombre de cas, très difficile, sinon impossible à évaluer exactement. L'évaluation de la probabilité de perte par connexion poserait des problèmes encore plus difficiles.

Cette difficulté est attribuable à l'existence de corrélations à deux niveaux dans le processus d'arrivées : d'abord une corrélation négative à court terme, due à l'espacement régulier des cellules ; ensuite des corrélations positives à plus long terme, dues, cette fois, aux arrivées se produisant en rafales. Cette double échelle de temps donne lieu à une forme très caractéristique pour les distributions liées à longueur de la file. La distribution complémentaire du nombre de clients dans le système, notée $Q(x)$, la probabilité que la file soit de taille x, $P(x)$, et la probabilité de perte en fonction de la taille du tampon, $CLR(x)$, prennent toutes la forme caractéristique qui est illustrée à la figure 2.2. Notons les deux plages de comportement très distinctes en fonction de la taille

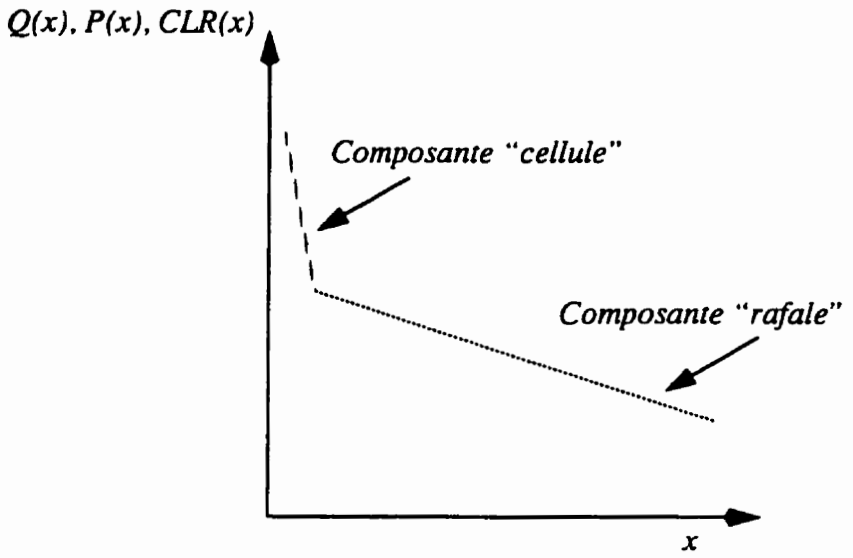


Figure 2.2 Forme des distributions liées à la longueur de la file, et de la probabilité de perte en fonction de la taille du tampon pour le trafic VBR dans le multiplex ATM

du tampon, notée x.

La première partie de la distribution est due aux arrivées simultanées de cellules de sources indépendantes ; c'est la composante cellule de la longueur de la file. Cet effet domine pour les petites tailles de tampon. La deuxième partie de la courbe, dont la pente

est beaucoup plus faible, est la composante rafale ; elle est provoquée par l'accumulation de rafales entières dans le tampon, lorsque le taux d'arrivée instantané dépasse le débit de transmission pendant un intervalle de temps assez long. Notons que les longues files sont dues à l'accumulation de ces rafales dans le tampon, donc à la contribution rafale essentiellement (Roberts, 1991).

La décomposition par échelles de temps permet de simplifier l'analyse : les deux échelles sont modélisées séparément, selon la composante dominante correspondant à la taille de la file ou à l'échelle de temps sous considération (Kroner et al., 1990 ; Norros et al., 1991 ; Roberts, 1991; Rasmussen et al., 1991). Ainsi, la composante cellule de la file est forcément représentée par le biais de modèles tenant explicitement compte de la nature discrète des arrivées, alors que le comportement de la file, lorsque la composante rafale domine, se prête bien à une modélisation par un système fluide.

Toutes échelles de temps confondues, il existe essentiellement deux types de méthodes pour analyser les systèmes tamponnés, selon que le système est muni de la propriété markovienne ou non. Si le système appartient à la classe des processus de Markov, on peut faire appel aux méthodes matricielles, à condition que l'espace des états soit de taille raisonnable. Dans le cas contraire, l'approche de Benes (Benes, 1963) fournit une alternative très générale pour l'analyse des files d'attente. Le lecteur intéressé pourra se référer au rapport du COST (1996) pour un tour d'horizon beaucoup plus détaillé et complet des différents modèles de trafic ATM développés récemment et un exposé de l'application de la méthode de Benes à différents systèmes.

Modèles au niveau cellule

Les modèles de niveau cellules sont utiles pour modéliser les arrivées sur une échelle de temps relativement courte ; à ce niveau, pratiquement toutes les sources ATM sont localement périodiques ou silencieuses. Les modèles de niveau cellules sont également les seuls qui permettent d'analyser les phénomènes de gigue. On peut distinguer les processus de renouvellement et les processus de type Markov.

Dans la première classe, citons outre la file *M/D/1*, les modèles *N*D/D/1* et $\sum_i D_i/D/1$ (Roberts et Virtamo, 1991) et *Géo/D/1* (Gravey et al., 1990) par exemple, qui ont été développés dans le but de dimensionner les commutateurs ATM. Certains modèles ont été développés spécifiquement pour l'étude de la gigue (la file *M+D/D/1* par exemple), à ce sujet consulter (Gravey et Blaabjerg, 1994).

D'autres modèles permettent de tenir compte à la fois de l'arrivée discrète de cellules et des changements de débit dus aux variations de niveau rafale. Peu de contributions traitent explicitement les trois échelles de temps (cellule, rafale, appel) ; (Hubner et Tran-Gia, 1991) est, en ce sens, une exception. Parmi les modèles markoviens, les modèles de Poisson à modulation markovienne (*Markov Modulated Poisson Process*) ont été très en vogue il y a quelques années (Heffes et Lucantoni, 1986). Plus récemment, les modèles à arrivées de Poisson groupées (*Discrete Batch Markovian Arrival Process*), qui sont une généralisation des premiers, ont reçu beaucoup d'attention (Blondia et Casals, 1992 ; Kaufman, 1994). Si ces modèles ont l'avantage de se prêter relativement aisément à l'analyse, leur pertinence, du point de vue de la représentation fidèle des caractéristiques du trafic ATM, est souvent mise en doute car leurs paramètres n'ont pas de sens physique particulier.

Modèles au niveau rafale

Au niveau rafale, les modèles fluides sont souvent considérés comme les plus adéquats. Il faut distinguer deux possibilités, selon la taille du tampon par rapport à celle des rafales. Si le système peut être modélisé comme étant sans tampon au niveau rafale (c'est-à-dire que le tampon est suffisant pour absorber la *CDV*, mais pas les longues rafales), alors la probabilité de perte ne dépend que de la distribution du débit instantané et peut donc être évaluée par convolution, et ce pour des classes de sources très générales (Hui, 1988 ; Iversen, 1987 ; Rasmussen et al., 1991 ; Lindberger, 1991).

Dans le cas contraire, la distribution du nombre de clients dans le système et la probabilité de perte cellule sont très sensibles au comportement stochastiques des sources. Différents types de modèles sont fréquemment rencontrés dans la littérature, dont les processus à débit modulé par une chaîne de Markov (MMRP, *Markov Modulated Rate Process*). Ce type de modèle a souvent été utilisé pour la voix par paquet avec suppression des silences, modélisée par une source intermittente présentant des longueurs de rafales et de silences distribuées selon une loi exponentielle (Anick et al., 1982 ; Tucker, 1988). Un cas limite de ce processus est produit par l'arrivée de rafales selon un processus de Poisson (Kosten, 1974). La superposition de sources intermittentes exponentielles a également été souvent utilisé comme modèle de trafic ATM (Gibbens et Hunt, 1991 ; Lee et Mark, 1995) en raison de sa relative simplicité analytique. Des *MMRP* plus généraux sont traités par (Elwalid et Mitra, 1993 ; Kesidis et al., 1993) ; une source peut alors émettre à plusieurs débits, et la durée de séjour dans chaque état est exponentielle.

La pertinence de ces différents modèles pour le trafic ATM est remise en cause par l'une des découvertes sur le trafic les plus marquantes des récentes années. Il s'agit de l'existence des phénomènes de dépendance à long terme ou d'auto-similarité,

notamment dans le trafic circulant sur les réseaux de type Ethernet (Leland et al., 1994b), dans le trafic vidéo à débit variable (Garrett et Willinger, 1994 ; Beran et al., 1995), ainsi que dans les réseaux publics (Paxson et Floyd, 1995). Ce phénomène de dépendance à long terme est dû à l'existence de corrélations positives importantes sur plusieurs échelles de temps, de la milliseconde à plusieurs heures, et il revêt une grande importance du point de vue du dimensionnement des équipements. Les modèles de file d'attente avec trafic correlé à long terme constituent donc un domaine relativement nouveau et la recherche se poursuit activement (Likhanov et al, 1995 ; Norros, 1994 ; Norros, 1995 ; Brichet et al., 1995). En ce qui a trait au trafic vidéo, le lecteur intéressé pourra se référer à (Frost et Melamed, 1994) pour un aperçu des différentes techniques de modélisation. Contrairement aux modèles markoviens, dont les extrémités de distribution sont exponentiellement décroissantes, les modèles de type 'fractal' donnent lieu à une décroissance algébrique qui est beaucoup plus lente. Ces phénomènes remettent donc en question un certain nombre de résultats sur le trafic ATM qui étaient fondés sur cette décroissance exponentielle.

2.3.3 Evaluation de la QS de niveau transfert de bout-en-bout

L'évaluation de la qualité de service de bout-en-bout est beaucoup plus complexe que l'évaluation au niveau local, parce que la traversée d'une file d'attente PAPS modifie les caractéristiques du flux traversant, et à cause des correlations existant dans les réseaux, même pour des endroits géographiquement éloignés. Plusieurs approches sont envisageables pour évaluer la QS de bout-en-bout. La méthode la plus simple est celle qui consiste à supposer que tous les commutateurs (ou liens) sont indépendants ; on effectue alors une évaluation locale sur de la QS sur chaque commutateur, sans tenir compte des corrélations, et on en déduit la QS de bout-en-bout.

L'hypothèse d'indépendance des noeuds est applicable dans certaines conditions, notamment lorsque la capacité de service est relativement élevée par rapport au débit crête et que l'acheminement est suffisamment diversifié (Lau et Li, 1993 ; de Veciana et al., 1994). D'autres approches impliquent l'étude et la caractérisation du flux de sortie (Aalto, 1994) ou la définition de bornes déterministes sur les délais de traversée, notamment pour des disciplines de service équitable qui préservent certaines propriétés des flux (Cruz, 1991b ; Parekh et Gallagher, 1994 ; Cruz,1995). Ces bornes sont toutefois connues pour être très conservatives.

La facette complémentaire de ce problème est l'établissement d'objectifs de qualité de service sur chacun des noeuds qui soient compatibles avec les objectifs de bout-en-bout. Pour ce qui est de la perte cellule, en supposant que chacun des noeuds puisse être analysé indépendamment, une façon simple de faire consiste à répartir la perte également sur chacun des noeuds et de considérer que la perte totale est la somme sur les noeuds traversés. Du point de vue du délai, il semble que la *CDV* maximale de bout-en-bout corresponde à peu près au délai maximal sur un seul noeud (Kroner et al., 1992), c'est-à-dire qu'en moyenne, la *CDV* encourue est fonction d'un seul lien qui agit comme un goulot d'étranglement. Il suffirait donc de borner le délai sur chacun des noeuds en conséquence. Ces problèmes sont discutés par (de Veciana et al., 1995 ; Ferrari et Verma, 1990 ; Towsley, 1993).

2.3.4 Evaluation de la QS au niveau appel

La principale métrique de qualité de service au niveau appel est la probabilité qu'une connexion soit refusée lors d'une demande d'établissement. En effet, en pratique, le nombre d'appels en cours sur un faisceau est un processus aléatoire et il arrive que des appels doivent être refusés si les ressources ne sont pas disponibles. L'évaluation des

probabilités de blocage de niveau appel dans les réseaux ATM repose sur l'application de la théorie développée à l'origine pour les réseaux à commutation de circuits. A ce sujet, le lecteur pourra consulter (Girard, 1990 ; Kelly, 1991b ; Ross, 1995) pour un traitement détaillé. Comme nous l'avons fait remarquer à la sous-section 2.3.1, l'utilisation de la théorie des réseaux à commutation de circuits repose également sur l'existence d'une notion de débit équivalent, isolant du niveau appel les phénomènes se produisant dans le réseau à des échelles de temps plus rapides. Ce débit équivalent tient alors lieu de nombre (réel) de serveurs affectés à un appel. Nous élaborerons sur la notion de débit équivalent à la section 2.6.2. Revenons pour l'instant à l'évaluation des probabilités de blocage dans les réseaux à commutation de circuits.

Les modèles propres à l'évaluation de la probabilité de blocage des appels impliquent généralement des modèles sans attente, dits à ressource unique puisque seule la capacité de transmission est modélisée. Le processus de génération des appels est souvent modélisé comme un processus de Poisson. Les débuts de cette théorie remontent aux travaux classiques sur les faisceaux téléphoniques d'un précurseur, Erlang (Brockmeyer et al., 1948). Le modèle d'Erlang permet l'évaluation de la probabilité de blocage pour un seul service, sur un seul arc, pour un processus d'arrivées d'appels de Poisson.

La première extension de ce modèle concerne l'évaluation des probabilités de blocage dans les réseaux téléphoniques commutés. Dans un réseau, les probabilités de blocage dépendent des procédures d'acheminement mises en oeuvre, comme illustré par exemple dans (Dziong et al., 1993). Même dans le cas le plus simple d'un réseau uni-service, l'évaluation des probabilités de blocage est compliquée par les habituelles difficutés dues à la taille de l'espace des états, qui croît exponentiellement avec le nombre de liens dans le réseau et la capacité des liens. Ainsi, il est pratiquement

impossible de calculer exactement ces probabilités dans le cas général, sauf pour des réseaux de toute petite taille. Les approximations classiques de type à réduction de charge permettent de diminuer la complexité de calcul (Kelly, 1986). En posant l'hypothèse de l'indépendance statistique des arcs, le problème de l'évaluation de la performance du réseau se trouve décomposé en un ensemble de problèmes indépendant sur chacun des arcs. Cette technique implique la définition de deux fonctions : la fonction de faisceau, exprimant la probabilité de blocage sur un faisceau en fonction du trafic offert (par la fonction d'Erlang, par exemple) et la fonction de charge, exprimant le trafic offert à un arc en fonction des probabilités de blocage sur les autres arcs du réseau. La probabilité de blocage de bout-en-bout du réseau est donnée par l'approximation dite de réduction de charge, où chaque arc est vu comme réduisant, de façon indépendante, le trafic écoulé sur les autres arcs situés sur une même route. On obtient ainsi un système d'équations non-linéaires, habituellement résolu par la technique des substitutions successives, dont la solution est appelée point fixe d'Erlang (Girard, 1990 ; Kelly, 1986).

La théorie a ensuite été étendue au cas des réseaux multi-services sans attente, qui est relativement bien developpé. Il est possible de calculer les probabilités de blocage des différentes classes de trafic sous forme produit (Enomoto et Miyamoto, 1973 ; Aein, 1978), ou récursivement sur un lien (Kaufman, 1981 ; Roberts, 1981), ou encore, pour certaines topologies de réseaux particulières (Ross et Tsang, 1990). Les probabilités de blocage dans un réseau multi-débit quelconque peuvent être approchées en appliquant les techniques de réduction de charge, c'est-à-dire en supposant que chaque lien est indépendant (Dziong et Roberts, 1987 ; Chung et Ross, 1993). Dans les grands réseaux, certaines approximations asymptotiques permettent de simplifier l'évaluation des probabilités de blocage (Labourdette et Hart, 1990 ; Gazdzicki et al., 1993 ; Mitra et Morrison, 1994b ; Théberge et al., 1995). La théorie a aussi été développée pour des

processus d'arrivées autres que Poisson et différentes politiques de partage de la ressource, notamment pour le cas où l'on réserve une partie du débit sur un lien (*trunk reservation*) ; à ce sujet, on pourra se référer au rapport (COST, 1996) ou à (Kleinewillinghofer-Kopp et Wollner, 1988), pour un aperçu et une comparaison respectivement. Ces politiques de partage de la ressource sont nécessaires dans les réseaux multi-débits car les services requérant un débit élevé tendent à être défavorisés par rapport aux services requérant un débit plus modeste. Par ailleurs, un courant de recherche récent consiste à développer l'évaluation et le contrôle de systèmes multi-services, multi-ressources (Jordan, 1995) mais dans ce dernier cas, les ressources ne sont pas interchangeables, ce qui ne permet pas l'application directe à l'ATM.

Ces remarques mettent fin à notre discussion de l'évaluation quantitative de la qualité de service en ATM. Après les méthodes de modélisation du trafic et d'évaluation de la QS en ATM, qui ont été considérées en isolation, nous nous attardons aux procédures qui permettent de gérer et de protéger la performance du réseau et, par conséquent, la qualité de service offerte aux applications. La prochaine section est consacrée au contrôle de trafic ATM, aussi appelé contrôle de congestion, ainsi qu'au contrôle d'accès, plus spécifiquement dans le cas où une philosophie de contrôle de traffic préventif est mise en oeuvre.

2.4 Le contrôle de trafic en ATM dans la littérature

Quelles procédures de contrôle du trafic faut-il mettre en oeuvre pour pouvoir offrir des services applicatifs de nature et d'exigence en termes de QS aussi différentes que ceux dont nous avons brièvement discuté ? C'est à cette question que tente de

répondre une bonne partie de la recherche en ATM. Les avis divergent quant à la méthode la plus efficace et l'on peut distinguer essentiellement trois approches, c'est-à-dire les méthodes préventives, réactives, et hybrides.

2.4.1 Méthodes de contrôle de congestion

En premier lieu, précisons la nature et le but du contrôle de trafic. Par contrôle du trafic, nous entendons l'ensemble des procédures de contrôle et de gestion du réseau au niveau de la couche ATM, qui ont pour but d'assurer le fonctionnement adéquat du réseau et le maintien des objectifs de QS des connexions actives, en conditions d'opération normales. Ceci n'inclut pas, par exemple, les problèmes de dimensionnement qui sont considérés ici comme du ressort d'une planification à plus long terme. Signalons que l'expression "contrôle de congestion" est aussi souvent utilisée comme synonyme de contrôle du trafic. La congestion peut être définie comme la dégradation des performances du réseau, qui se produit lorsque la demande pour les ressources (espace mémoire et bande passante) excède la disponibilité. Le contrôle du trafic vise à maintenir les performances du réseau tout en exploitant au mieux les ressources.

Au début des études sur l'ATM, l'opinion qu'une philosophie de contrôle de trafic préventif s'imposait dans ce type de réseau était très répandue (COST, 1992). Bien que le contrôle de type réactif ait jusqu'à maintenant été la norme dans les réseaux de paquets, on croyait que le produit délai-débit des réseaux ATM était trop élevé pour permettre à un contrôle réactif de fonctionner efficacement. Le produit délai-débit détermine le nombre de cellules en transit dans le réseau. Lorsque ce nombre est élevé, il est difficile à un contrôle, fonctionnant au moyen d'une boucle de contre-réaction, de signaler suffisamment rapidement l'apparition de la congestion dans le réseau pour

intervenir et l'enrayer. Les méthodes de contrôle en boucle ouverte apparaissaient donc comme la seule option valable. Il est maintenant admis que plusieurs philosophies de contrôle cohabiteront dans les réseaux ATM. Les normes sont toutefois muettes quant à la réalisation matérielle de cette cohabitation (ITU I.371, 1996 ; ATM Forum, 1996).

Distinguons trois philosophies de contrôle : méthodes préventives, réactives, et les méthodes hybrides. Les méthodes préventives, opérant en boucle ouverte, visent à éviter que toute congestion ne se produise dans le réseau. Elles reposent sur la notion d'un contrat de trafic établi entre le réseau et la source demandant l'accès. Une connexion présente une requête d'accès au réseau pour un certain service support (défini par la suite), sur la base d'une déclaration de paramètres caractérisant le trafic de la source ; cette déclaration est complétée par la classe de QS requise par la connexion. Si le réseau est en mesure de supporter les contrats déjà en cours et de garantir la QS demandée par la nouvelle connexion, celle-ci est acceptée, et le réseau s'engage à fournir la qualité de service demandée. Cette garantie est conditionnelle à ce que la source se conforme aux paramètres déclarés ; pour éviter tout abus, le réseau effectue une vérification de la conformité en cours de connexion. Intuitivement, l'approche la plus simple pour donner une garantie de QS consiste à effectuer une allocation au débit crête, c'est-à-dire qu'une connexion acceptée réserve le débit maximum auquel elle peut transmettre. Cette approche est naturelle dans le cas des sources à débit constant (*Constant Bit Rate* ou CBR), mais pour la majorité des sources ATM, le débit moyen est beaucoup plus faible que le débit crête, et une allocation au débit crête se révélerait extrêmement inefficace. L'allocation au débit crête, en apparence si simple, est compliquée par le problème de la gigue (Roberts et Guillemin, 1992), qui est causée par la variabilité des délais de transfert dans le réseau. La notion de partage statistique permet d'exploiter plus efficacement les ressources en tirant profit de l'activité

intermittente des sources à débit variable ; les ressources du réseau sont alors allouées sur une base logique ou statistique. Une efficacité supérieure peut ainsi être atteinte, au prix d'une faible probabilité que la demande pour les ressources excède l'offre lorsque l'activité aléatoire d'un grand nombre de sources coincide. Les méthodes préventives avec contrôle en boucle ouverte et multiplexage statistique peuvent être classées en deux catégories, selon la taille des tampons dans le réseau. On parle de cadre de multiplexage à rafales perdues, si les tampons sont relativement petits par rapport à la taille des rafales ; ou de multiplexage à rafales tamponnées, si les tampons sont de taille à mettre plusieurs rafales en attente (COST, 1996). Dans les deux cas, le contrôle de trafic est basé essentiellement sur le contrôle d'accès, puisqu'une fois qu'une connexion est acceptée, le flot de son trafic accède au réseau librement, dans la mesure où il est conforme aux paramètres déclarés. Ce contrôle d'accès sera cependant effectué de manière différente selon le cadre d'opération choisi.

A mi-chemin entre les méthodes préventives et réactives se trouvent les méthodes hybrides, fondées sur la réservation de ressources au niveau rafale plutôt qu'au niveau connexion, ce qui leur donne un élément de réactivité à l'état du réseau. Les mécanismes de réservation rapide (*Fast Reservation Protocol* ou FRP (Boyer et Tranchier, 1992)) permettent la réservation d'un débit crête pour la durée d'une rafale ; il est alors possible de négocier un débit crête variant par palier pendant la durée d'une connexion. Selon la version du protocole, la source doit attendre un acquittement positif avant d'envoyer sa rafale (*FRP Delayed Transmission*) ou peut envoyer la rafale immédiatement à la suite de la requête (*FRP Immediate Transmission*). Dans l'éventualité où le débit requis n'est pas disponible sur l'un des noeuds, la rafale est bloquée intégralement et la source doit attendre avant de renouveler la demande. Cette méthode permet, d'une part, de multiplexer sur un même lien des applications temps réel

avec des applications élastiques ; et, d'autre part, de regrouper les pertes cellules sur une même trame, ce qui garantit la stabilité des performance en période de forte charge. Dans le cas FRP-DT, l'efficacité de la méthode est compromise lorsque les délais aller-retour sont élevés. La version FRP-IT ne souffre pas de ce désavantage, mais elle entraîne une complexité d'implantation accrue dans les commutateurs. Une autre approche de type hybride est basée sur la gestion de l'espace mémoire (Turner, 1986) ou sur l'utilisation de fenêtres pour les systèmes conçus avec de grands tampons (Doshi et Heffes, 1991 ; Doshi et al., 1994). Les normes internationales ne prévoient toutefois pas l'application de méthodes utilisant la gestion de l'espace mémoire seulement.

Les méthodes exclusivement réactives sont quant à elles destinées à exploiter l'adaptabilité des sources dites élastiques aux conditions changeantes du réseau. Elles sont basées sur l'utilisation d'une boucle de contre-réaction permettant d'avertir les sources afin qu'elles réduisent leur débit en cas de congestion. Deux façons différentes de voir les choses se sont opposées dans ce contexte : les approches de contrôle par gestion de crédits (Kung et Morris, 1995) et celles par gestion de débit (Newman, 1994). C'est finalement cette dernière option qui a remporté l'appui d'une majorité de participants à l'ATM Forum (ATM Forum, 1996) pour fournir le service support ABR (*Available Bit Rate*). Dans ce cas, la boucle de contre-réaction combine des éléments de notification de congestion en amont et en aval et une indication explicite du débit auquel on permet à la source de transmettre, qui est adapté en fonction de l'état du réseau en cours de connexion. Les problèmes encore ouverts de cette approche sont liés au dimensionnement des tampons dans les noeuds du réseau ainsi qu'aux phénomènes transitoires propres aux mécanismes adaptatifs (COST, 1996).

2.4.2 Intégration des services et QS différenciées

Nous avons souligné, d'une part, les exigences différentes en termes de qualité de service des applications ATM et, d'autre part, la possibilité que coexistent dans le réseau ATM différentes méthodes de contrôle du trafic adaptées au support de ces exigences de QS variées. Comment gérer cette cohabitation et offrir effectivement ces différentes qualités de service pour des commutateurs simples munis seulement d'une discipline de service Premier Arrivé, Premier Servi ? C'est un problème difficile à résoudre, car cette discipline de service est connue pour poser des problèmes d'équité, au sens où une connexion gourmande peut s'approprier le serveur. La seule garantie de délai possible est alors le délai maximal, qui est fixé par la taille du tampon. Par ailleurs, les services temps réel ne peuvent tolérer que de faibles délais pour traverser un commutateur, ce qui impose une faible taille de tampon mémoire. Certains services de données, quant à eux, nécessitent de grands tampons pour permettre une gestion efficace des ressources et un gain de multiplexage statistique appréciable (COST, 1992). L'intégration totale des services (au sens où toutes les ressources seraient librement partagées entre différentes classes de services) et le support de QS différenciées (par classe de service ou même par connexion) semblent à peu près incompatibles. Pour pouvoir offrir différentes classes de QS, il faut clairement effectuer une ségrégation partielle des classes de trafic ; la question est de savoir jusqu'à quel point séparer les différentes classes de trafic et par quel moyen.

Dans les commutateurs utilisant une discipline de service simple, une façon de différencier la QS consiste à faire usage des priorités temporelles ou spatiales (Gravey et Hébuterne, 1991). Les priorités temporelles sont utiles pour favoriser les services sensibles au délai par rapport à ceux qui peuvent tolérer une variabilité plus grande. Les priorités spatiales, quant à elles, permettent de favoriser les services sur lesquels les

contraintes d'intégrité des données sont fortes, par rapport à des services pouvant tolérer une certaine proportion de perte. Différentes méthodes pour gérer les priorités de type spatial peuvent être envisagées, telles les techniques de rejet sélectif et de partage partiel de la mémoire. Les priorités spatiales permettent, en outre, de marquer certaines cellules, qui seraient, par exemple, déclarées non-conformes, plutôt que de les rejeter immédiatement. Ces cellules marquées sont acheminées si l'état du réseau le permet. Si la congestion se présente, ces cellules peuvent être rejetées avant les cellules non-marquées, qui ont une priorité plus élevée. La pertinence d'utiliser des priorités à la perte a été maintes fois débattue, en raison de la difficulté accrue de la gestion du trafic qu'elles entraînent (Kroner et al., 1991), notamment au point de vue de la garantie de QS.

Certains commutateurs ATM de première génération seront conçus sur la base d'une ségrégation partielle des trafics, et sur l'utilisation de deux files. Dans ces commutateurs, deux tampons de tailles différentes sont prévus : un petit tampon pour les services à temps réel, munis d'une priorité temporelle, et un grand tampon pour les services élastiques. C'est là une solution partielle qui a toutefois le mérite de la simplicité.

Une solution plus complète et plus élégante à ce problème semble pouvoir être apportée par l'utilisation des disciplines de service dites équitables qui fournissent un moyen d'effectuer une ségrégation des services demandant des QS différentes. Ces disciplines de service sont conçues pour partager équitablement les ressources d'un serveur parmi un ensemble de connexions actives, ceci au moyen d'une généralisation du service cyclique (Nagle, 1987). Plusieurs variantes de ces disciplines de service ont été proposées dans la littérature, notamment le *Weighted Fair Queueing* (WFQ) (Demers et al., 1989) ou *Packet by Packet Generalized Processor Sharing* (PGPS) (Parekh et

Gallager, 1993), où la proportion de service allouée à une connexion est fonction d'un poids qui lui est attribué. Une simplification de ces algorithmes se prêtant mieux à la réalisation matérielle est constituée par le *Self-Clocked Fair Queueing* (Golestani, 1994) ou *Virtual Spacing* (Roberts, 1994). L'intérêt de ces disciplines de service est de permettre la cohabitation des services à temps réel et des services élastiques, tout en assurant un gain de multiplexage important, l'attente dans le système pouvant y être contrôlée en dépit de la taille importante des mémoires. Ces techniques permettent, par ailleurs, d'établir des bornes sur les délais de bout-en-bout (Golestani, 1995 ; Parekh et Gallager, 1994). La définition de politiques de service particulières en fonction des garanties de qualité de service que le réseau doit être en mesure de supporter, est abordée dans (Cruz, 1995).

Plusieurs niveaux de ségrégation sont envisageables. Certains préconisent la possibilité d'une ségrégation par connexion, c'est-à-dire que chaque connexion ferait l'objet d'une allocation de ressource indépendante de débit et de mémoire (*per VC queueing*). Si ces politiques de service équitables sont perçues par plusieurs comme extrêmement prometteuses pour l'avenir des réseaux large-bande, il n'en demeure pas moins que le nombre élevé d'opérations à effectuer pour chaque cellule rendent ces politiques difficilement implantables au moyen des technologies actuelles.

Une alternative à la ségrégation complète est le regroupement sur la base de classes de trafic plus ou moins larges, par exemple en multiplexant les services temps réel à débit constant, les services statistiques, les services élastiques etc. dans un tampon PAPS pour chacune des classes. A l'intérieur d'une classe, les garanties de QS sont les mêmes, et l'isolation entre les classes est obtenue au moyen d'une discipline de service équitable. Une politique de gestion de ressources fondée sur cette ségrégation partielle des services est décrite dans (de Veciana et al., 1995).

Nous avons survolé les différentes approches pouvant être adoptées pour contrôler le trafic ATM et la question de l'intégration des services. En pratique, les réseaux ATM devront être conformes aux normes internationales, dont le but est de permettre l'interconnexion de réseaux exploités et produits par différents opérateurs et fabricants. Voyons comment sont définies les normes internationales ayant trait au contrôle du trafic dans les réseaux ATM.

2.5 Normes internationales sur le contrôle du trafic dans les réseaux ATM

2.5.1 Caractérisation algorithmique normalisée des sources ATM

Vu la diversité des modèles proposés pour caractériser le trafic ATM, et l'incertitude quant aux caractéristiques réelles des futures applications, on a cherché, dans le contexte des normes internationales, à caractériser les sources au moyen de descripteurs de trafic semblables pour tous les types de sources. Les attributs recherchés de ces paramètres de trafic ont été définis (COST, 1992) comme suit :

1. être compréhensibles par l'usager;
2. être peu nombreux pour limiter le trafic de signalisation;
3. être utiles du point de vue de l'allocation des ressources;
4. être aisément contrôlables par le réseau sur le plan de la conformité.

Plusieurs caractérisations intéressantes ont été proposées dans la littérature, notamment des caractérisations basées sur les indices de dispersion (Sriram et Whitt, 1986), sur différents types de bornes ou de quantiles sur la distribution du nombre de

cellules émises par une source sur différentes échelles de temps (Rosenberg et Lague, 1994 ; Chang, 1994 ; Yaron et Sidi, 1993;Cruz, 1991) pour ne citer que quelques unes de ces méthodes.

C'est finalement l'approche algorithmique qui a été adoptée au sein des organismes de normalisation internationale pour décrire le trafic ATM. Cette méthode consiste à caractériser le trafic d'une source directement au moyen des paramètres d'un mécanisme de surveillance utilisé pour en contrôler la conformité à l'entrée du réseau. L'avantage de cette approche est que la conformité aux paramètres déclarés est alors directement contrôlable par le réseau et par l'usager qui peut, par exemple, pour s'assurer de la conformité de son trafic, le soumettre à l'action du mécanisme de surveillance en question avant l'entrée du réseau.

Le mécanisme de surveillance normalisé est le *Generic Cell Rate Algorithm* (ITU I.371, 1996), ou *Continuous State Leaky-Bucket*, proche parent du *Leaky-Bucket* "classique" introduit par Turner (Turner, 1986). Le GCRA est caractérisé par deux paramètres : une période T qui représente l'inverse d'un débit, et une tolérance de gigue τ, qui permet une variation autour de ce débit pour tenir compte du phénomène de gigue introduit par le multiplexage. Les sources à débit constant sont caractérisées par un seul mécanisme, $GCRA(T_{PCR}, \tau_{PCR})$, qui surveille le débit crête (*Peak Cell Rate*, $PCR = 1/T_{PCR}$) à l'intérieur d'une tolérance de gigue (*Cell Delay Variation Tolerance*, $CDVT = \tau_{PCR}$). Dans le cas des sources à débit variable, un deuxième mécanisme $GCRA(T_{SCR}, \tau_{SCR})$, fonctionnant à une échelle de temps différente, s'ajoute au premier pour borner le débit à long terme de la connection par le débit soutenu (*Sustainable Cell Rate* $SCR = 1/T_{SCR}$) ; en analogie avec la définition de la tolérance de gigue, le débit soutenu est défini conjointement à une tolérance de rafale à des débits plus élevés que le débit soutenu, τ_{SCR}. Cette tolérance de rafale est définie dans les

normes comme étant la somme d'une tolérance intrinsèque à la source, τ_{IBT}, et d'une tolérance de gigue de niveau rafale (ITU I.371, 1996), pour tenir compte du fait que la longueur maximale des rafales émises par la source peut être affectée par la gigue. Les deux mécanismes autorisent la source à émettre des rafales au débit crête dont la longueur ne dépasse pas une certaine limite, soit le *Maximum Burst Size*, (*MBS*), qui s'obtient ainsi :

$$MBS = \left\lfloor 1 + \frac{\tau_{SCR}}{T_{SCR} - T_{PCR}} \right\rfloor . \qquad (2.1)$$

Si ces paramètres ont l'avantage de permettre la définition non ambiguë de la conformité d'un flot de cellules, leur signification physique n'est, pour dire le moins, pas très intuitive. En particulier, la sélection optimale de ces paramètres, par rapport aux besoins d'une application, demeure un problème ouvert. Le débit crête d'une application a bien une interprétation intuitive simple et naturelle, mais, en pratique, le débit crête d'une connexion peut être modifié par les couches protocolaires intermédiaires et sera différent de celui de l'application. La valeur du *PCR* dépend alors de la tolérance de gigue et une multitude de couples (T_{PCR}, τ_{PCR}) peuvent être considérés comme valides. Différentes approches pour effectuer un choix du *PCR* sont possibles (Gravey et Blaabjerg, 1994). Le choix du *SCR* présente le même genre d'ambiguité (Rosenberg et Hébuterne, 1994 ; Guillemin et al., 1995 ; Mark et Ramamurthy, 1995). Si le débit moyen d'une source est une notion intuitive très naturelle, en revanche, l'impossibilité d'en contrôler la conformité est un fait avéré et maintenant bien connu (Rathgeb, 1991). En revanche, tout débit supérieur au débit moyen et inférieur au débit crête déclaré, défini conjointement à une tolérance de rafale appropriée, peut constituer un débit soutenu valable.

Insistons sur le fait que le choix de ces paramètres est crucial du point de vue de l'efficacité du réseau, puisque l'allocation des ressources sera réalisée sur la base de cette caractérisation très succinte : en pratique, le descripteur de trafic normalisé représentera la totalité des informations dont disposera le réseau sur le comportement statistique d'une connexion requérant l'accès. La définition des services supports, sur lesquels sont fondées les normes internationales sur le contrôle du trafic dans les réseaux ATM, repose sur la caractérisation algorithmique des sources. Ces services supports font l'objet de la prochaine section.

2.5.2 Modèles de services large-bande

La conception de procédures de contrôle passe par la définition de modèles de service abstraits et simplifiés, permettant de définir un nombre restreint de classes de services pouvant servir de support à un certain type d'application. Un modèle de service peut être défini comme l'ensemble des mécanismes de contrôle et des protocoles permettant au réseau d'offrir un ensemble d'applications de télécommunications se distinguant au niveau des caractéristiques du trafic et de leurs exigences en termes de performances (COST, 1996). Les deux organismes de normalisation internationale, l'ATM Forum et l'ITU, ont tous deux normalisé des modèles de service assez similaires qui sont basés sur la notion de service support ou en anglais, *ATM Transfer Capabilities* (ATC). Ces différents services supports sont censés permettre la cohabitation de différentes philosophies de contrôle de congestion adaptées aux différentes classes d'applications.

La définition des services supports repose dans tous les cas sur une caractérisation normalisée des sources, comme nous l'avons décrit à la section 2.5.1. Le principe des services supports consiste à définir des classes de services assez larges,

spécifiant les procédures de contrôle du traffic appropriées en fonction des besoins en termes de QS de chaque type générique d'application. La spécification d'un service support inclut une définition de conformité, les paramètres de caractérisation de sources à déclarer au réseau, des procédures de contrôle de congestion, ainsi que les notions de qualité de service applicables. Le type de connexion requis n'est, toutefois, que partiellement caractérisé par le choix d'un service support. Cette caractérisation est complétée par le choix d'une classe de qualité de service, qui détermine la rigidité des objectifs de QS à atteindre. Quatre classes de QS sont présentement en cours de définition (rigide, tolérante, mixte, indéterminée). Les valeurs des objectifs de QS qui y sont décrites sont, à l'heure actuelle, données uniquement à titre indicatif, non à titre contractuel (ITU I.356, 1996). Il est à noter que les normes n'offrent aucune indication sur la façon optimale de choisir un service support pour une certaine application, ni sur la façon de mettre en oeuvre cette offre de QS différenciée.

Nous adoptons dans la suite la terminologie adoptée par l'ITU. Les services supports normalisés par l'ITU sont au nombre de quatre ; un cinquième est actuellement à l'étude. Décrivons ces cinq services.

1. Débit déterministe, *Deterministic Bit Rate* (DBR) : c'est le plus simple des services supports. Le trafic est caractérisé seulement par la déclaration d'un débit crête (*PCR*) et de la tolérance de gigue associée (*CDVT*). Le mode DBR est approprié aux connexions à débit constant, ou aux connexions pour lesquelles d'autres paramètres seraient imprévisibles. Les garanties de QS sont définies en termes d'objectifs pour le *CLR* sur l'ensemble des cellules sans distinction de priorité, et éventuellement au niveau du délai et de sa variation, pour la *CDV* et le *CTD*. C'est un mode d'opération où le contrôle de trafic doit être effectué de façon préventive.

2. Débit statistique, *Statistical Bit Rate* (SBR) : ce mode est prévu pour permettre le multiplexage statistique des sources à débit variable ; le contrôle envisagé est du type en boucle ouverte, donc préventif (on dit aussi multiplexage à l'aveugle). Les sources sont alors caractérisées au moyen des quatre paramètres définis par deux GCRA (décrits à la section 2.5.1). L'ITU définit trois variantes de ce mode suivant la façon dont les priorités à la perte sont prises en compte. Pour le cas du mode SBR1, les garanties de QS sont définies sur l'ensemble du flux de cellules sans distinction de priorité. Des garanties au niveau du *CLR* sont prévues. Les garanties au niveau des délais (*CDV* et *CTD*) peuvent être fixées mais ne sont pas obligatoires.
3. Transfert de trames, *ATM Block Transfer*(ABT) : ce mode de transfert est prévu pour le cas où la structure du flux de cellules est délimitée par des trames (des paquets Ethernet ou TCP, par exemple). Il y a alors un contrôle d'admission au niveau des trames dont l'usager déclare le débit crête (*PCR*) ; cette négociation s'effectue en cours de connexion au moyen de cellules spéciales de gestion des ressources. Ce mode de transfert peut être implanté sur la base des techniques de réservation rapide (FRP) décrites à la section précédente. Des garanties de QS sont prévues au niveau des trames, et au niveau de la perte cellule (*CLR*). Les garanties au niveau trame dépendent de l'implantation ; si les trames peuvent être mises en attente à la source, ces garanties s'expriment sous la forme d'un délai maximal, sinon il s'agit d'une probabilité de perte de trame. Il est possible que ce mode de tranfert évolue vers une version plus élastique où le réseau pourrait négocier le débit des trames en fonction de l'état du réseau (COST, 1996).
4. Débit disponible, *Available Bit Rate* (ABR) : ce mode de transfert est prévu pour les sources élastiques dont le débit peut s'adapter à l'état du réseau. Il implique un contrôle sur le débit des sources de type réactif assez complexe pour lequel plusieurs

options sont envisageables : par exemple, la source pourra calculer elle-même le débit qui lui sera alloué selon les indications du réseau, ou le réseau indiquera explicitement quel débit est autorisé. On envisage des garanties de QS au niveau du *CLR*. Au niveau du délai, le réseau peut accorder un débit minimal à la connexion et définir une garantie de délai correspondant à ce débit minimal. C'est un contrôle de type réactif.

5. Débit non spécifié, *Unspecified Bit Rate* (UBR) : ce mode est prévu pour les connexions utilisant un contrôle réactif à un niveau de protocole supérieur à la couche ATM, par exemple TCP. Aucune garantie de QS ni déclaration de paramètres ne sont définies au niveau ATM car ces garanties sont gérées au niveaux supérieurs. Ce mode a été défini par l'ATM Forum et est actuellement en cours d'étude par l'ITU.

Nous avons effectué un bref tour d'horizon des différentes méthodes de contrôle de congestion envisagées pour les réseaux ATM. Dans la suite, nous abordons de façon plus détaillée les méthodes de contrôle de nature préventive, qui font l'objet de cette étude.

2.6 Le contrôle d'accès en ATM en mode préventif

2.6.1 Rôle du contrôle d'accès

Dans un cadre où le contrôle du trafic est conçu de façon à fonctionner en boucle ouverte, ce contrôle repose essentiellement sur le contrôle d'accès, qui joue alors un rôle critique dans la protection de la qualité de service en limitant l'établissement de nouvelles connexions lorsque c'est nécessaire. Suivant l'ITU (ITU I.371, 1996) nous pouvons définir le contrôle d'accès au niveau connexion comme l'ensemble des actions prises par le réseau au moment de l'établissement d'un appel pour déterminer de

l'acceptation ou du rejet de cet appel. Nous excluons ici délibérément les méthodes faisant usage de renégociations intra-appel car elle sont en fait de type hybride, cette capacité leur donnant effectivement un élément d'adaptabilité à l'état du réseau en cours de connexion.

La notion de contrôle préventif s'articule sur la base du principe d'un contrat de trafic liant l'usager et le réseau ; si le trafic de l'usager est conforme au contrat établi, le réseau lui garantit une certaine qualité de service, dont le type et la rigueur sont déterminés par le service support et la classe de QS choisis. L'usager présentant une requête de connexion choisit un service support, une classe de QS et déclare les paramètres de trafic de sa connexion correspondant au service support sélectionné ; le réseau doit alors déterminer s'il peut garantir la QS demandée, tout en maintenant celle des appels en cours. Si c'est le cas, l'appel est accepté. Le réseau vérifie pendant la durée de la connexion que les paramètres déclarés sont bien respectés ; c'est le contrôle de conformité, qui est effectué à l'interface usager-réseau ainsi qu'aux interfaces inter-réseaux. Dans un cadre préventif, les paramètres déclarés sont fixés pour la durée de la connexion ; étant donnée l'absence de mécanisme de contre-réaction, les conséquences de l'acceptation d'un nouvel appel sur l'état du réseau doivent être anticipées dès la phase d'établissement, ce qui n'est pas le cas pour les méthode hybrides ou réactives. Par exemple, dans le cas de l'ABT, le contrôle d'accès est effectué au niveau rafale et les paramètres peuvent changer d'une rafale à la suivante ; dans l'ABR, les paramètres sont adaptés dynamiquement selon l'état du réseau.

Le rôle du contrôle d'accès préventif est donc de gérer au mieux les ressources (c'est-à-dire de maximiser un objectif de rendement, soit l'utilisation, soit le revenu généré par les appels, par exemple) tout en protégeant la qualité de service des connexions. La fonction de contrôle d'accès inclut l'acheminement de l'appel et donc le

choix d'un chemin virtuel (*Virtual Path*, VP) liant l'origine de l'appel à sa destination ; la vérification de la QS et l'allocation de ressources sont à effectuer sur chacun des noeuds traversés par la connexion. Le contrôle d'accès a donc une double nature : un aspect local, effectué sur chacun des noeuds, et un aspect global, permettant l'établissement d'un connexion de bout-en-bout, donc incluant la fonction d'acheminement. Ces fonctions doivent naturellement être exécutées en temps réel. Nous considérons uniquement dans la suite l'aspect allocation de ressources et estimation de la qualité de service pour un contrôle d'accès sur un seul noeud ATM, c'est-à-dire son aspect local. L'objectif de perte dans un noeud ATM est généralement cité comme étant de l'ordre de 10^{-9} ou 10^{-10} (ITU I.371, 1996).

Le contrôle d'accès préventif est applicable dans trois cadres différents qui correspondent à deux des services supports définis par l'ITU. Le premier consiste à faire une allocation au débit crête, ce qui est possible en utilisant le service support DBR. En mode SBR, c'est-à-dire pour les sources à débit variable, on peut distinguer deux cadres de travail différents, selon la taille des tampons mémoire dans les commutateurs. Ces deux cadres correspondent à l'existence de deux régimes d'opération différents pour les files d'attente multiplexant des sources à débit intermittent (Norros et al., 1991 ; Roberts, 1991 ; Kroner, 1991 ; voir la section 2.3.2) selon que l'on tolère que le débit d'arrivée total dépasse le débit de service pour des périodes importantes ou non. Dans le cas où l'on permet le dépassement de la capacité de service, les tampons doivent être suffisamment grands pour emmagasiner plusieurs rafales (au moins 1000 cellules, par exemple). Dans le cas contraire, les tampons peuvent être de petite taille (typiquement inférieure à 100 cellules) et le contrôle d'accès est effectué en limitant le débit d'arrivée instantané de sorte que les rafales ne s'accumulent pas dans le tampon.

L'allocation au débit crête peut paraître simple à première vue, c'est sans doute pourquoi le problème n'a pas reçu beaucoup d'attention dans la littérature. L'allocation au débit crête est pourtant compliquée par l'existence de la gigue (COST, 1996). Une façon d'éliminer ce problème est d'insérer un contrôleur espaceur à l'entrée du réseau pour remettre le trafic en forme (Boyer et al., 1992).

Les méthodes de contrôle d'accès proposées dans la littérature peuvent être divisées en trois catégories assez larges :

1. méthodes basées sur l'hypothèse d'une connaissance relativement précise du comportement statistique des sources;
2. méthodes adaptatives, basées sur la collecte de mesures prises en temps réel, dans le but d'estimer l'occupation du réseau ou différents paramètres des sources;
3. méthodes basées sur les hypothèses de pire cas de trafic.

Décrivons les différents avantages, inconvénients et particularités de ces trois approches.

2.6.2 Hypothèses statistiques sur les sources et notion de débit équivalent

Cette première méthode suppose une connaissance détaillée du comportement statistique des sources. En effet, le problème clé des méthodes de contrôle d'accès opérant en boucle ouverte réside dans l'estimation de la qualité de service de niveau cellule, ce qui consiste le plus souvent à évaluer la probabilité de perte cellule dans un multiplex ATM pour une superposition de sources ayant tel ou tel comportement statistique. Deux régimes d'opération sont à distinguer. Lorsque le tampon est petit (au sens où les rafales sont très longues par rapport à la taille du tampon), le système opère alors au niveau rafale comme étant *sans tampon* ; le contrôle d'accès est effectué sur cette hypothèse. L'estimation de la probabilité de perte dépend alors uniquement de la distribution du taux d'arrivée instantané total Λ_t, ce qui rend le problème relativement

simple, Λ_t étant indépendant de la distribution des longueurs de rafales ou de silences, par exemple. La distribution de Λ_t est celle de la somme des débit des sources ; elle peut donc théoriquement être évaluée par convolution, d'où la recherche de méthodes de convolution rapides (Iversen, 1987 ; Fabregat-Gesa et al.,1994). L'autre contexte est celui où le tampon est relativement grand, c'est-à-dire suffisamment pour contenir plusieurs rafales. Dans ce cas, la probabilité de perte cellule est tributaire de la distribution des rafales et des silences, et d'autres propriétés statistiques des sources comme les corrélations à plus ou moins long terme (Roberts, 1991). Il est alors nettement plus difficile que dans le cas sans tampon d'estimer avec précision la probabilité de perte cellule, car cette estimation requiert une connaissance fine du comportement statistique des sources.

Dans les deux cas, la notion de débit équivalent est utilisée pour encapsuler l'information sur la QS de niveau cellule, et pour pouvoir appliquer les modèles à une seule ressource, au niveau appel de la modélisation. On peut définir la notion de débit équivalent comme un débit minimal par source qui doit être alloué pour respecter un certain critère de performance, notamment un objectif sur la valeur de la probabilité de perte cellule (Lee et Mark, 1995). L'existence d'un débit équivalent e_i pour une source de type i, justifie une allocation des ressources très simple, sur la base d'un seul paramètre : l'équivalent du nombre de serveurs occupés par une connexion dans les réseaux à commutation de circuit traditionnels. Ainsi, pour un système dont la capacité de transmission est C, et un nombre I de classes de trafic, on définit l'ensemble A des vecteurs d'appels $(n_1, \ldots, n_I)$ pour lesquels la contrainte de qualité de service est respectée, comme suit:

$$A = \{ (n_1, \ldots, n_I) : \sum_i n_i e_i \leq C \} \qquad (2.2)$$

Ce type d'approximation est asymptotiquement exact dans deux cas : quand le débit de transmission est très grand par rapport au débit crête des sources, ou quand le tampon est très grand. La notion de débit équivalent n'a pas exactement le même sens selon que le système opère en mode sans tampon ou non. Dans le premier cas, le débit équivalent dépend en général de toutes les classes de trafic présentes, alors que dans le second cas, le débit équivalent est invariant par rapport aux autres classes de trafic. Voyons d'abord le cas du modèle sans tampon.

La notion de débit équivalent a d'abord été introduite par Hui (1988), pour un modèle de lien sans tampon. Les résultats de Hui sont basés sur l'utilisation de la borne Chernoff et la théorie des événements rares ; il montre que pour des sources intermittentes de différents types, la zone d'acceptation est concave mais presque linéaire, résultats corroborés par (Griffith, 1990). Kelly (1991) a proposé, pour la même méthode appliquée à des sources intermittentes, une approximation linéaire conservative. Dans tous ces cas, le calcul du débit équivalent d'un type de source dépend toutefois des autres types de sources composant la superposition, ce qui rend difficile l'application de ces calculs en temps réel. Pour simplifier ce calcul, certains auteurs ont suggéré l'utilisation d'approximations empiriques pour différents types de sources (Lindberger, 1991;COST, 1992 ; Ritter et Tran-Gia, 1994) en fonction des deux premiers moments de la distribution du débit. Ces approximations empiriques sont connues pour être conservatives, et pour être applicables pour certaines plages de valeurs seulement. Certaines définitions de débit équivalent sont valides dans les grands réseaux, par exemple celle qui est a été proposée par (Théberge et Mazumdar, 1995) et dont le calcul tient compte des deux premiers moments du débit des sources. Cette méthode offre une alternative légèrement plus efficace au modèle de Hui. Par ailleurs, ces définitions du débit équivalent sont valides pour un objectif de QS de niveau cellule global et unique,

soit la probabilité de perte sur l'ensemble des connexions. Une contribution intéressante est celle de (Bean, 1994), qui étend la définition de débit équivalent au cas où les classes de trafic ont des exigences de QS différentes pour la probabilité de perte. De nouvelles définitions généralisées du débit équivalent sont récemment apparues dans la littérature, qui intègrent une tarification proportionnelle au débit équivalent (Kelly, 1994). Il est remarquable qu'aucune de ces définition ne tient explicitement compte des phénomènes reliés au délai. Cette affirmation est également valide pour les définitions de débit équivalent valides pour les systèmes tamponnés.

Le cas des systèmes munis de tampons relativement importants est différent. Il est possible de définir une notion de débit équivalent asymptotiquement exacte pour de grands tampons, qui soit totalement invariante par rapport aux types de sources faisant partie d'une superposition. Cette notion asymptotique de débit équivalent est liée au taux asymptotique de décroissance pour l'extrémité de la distribution complémentaire de la longueur de la file d'attente. Ces calculs sont le plus souvent fondés sur la théorie des événements rares. Des discussions intéressantes et générales du débit équivalent se trouvent dans (Whitt, 1993 ; Chang et Thomas, 1995). Si, pour un traffic i, la distribution complémentaire de la longueur L de la file, dans un multiplex à tampon infini de débit de transmision C, est donnée par:

$$P\{L > x\} \approx e^{f_i(c)x}, \tag{2.3}$$

alors, le débit équivalent garantissant une probabilité de débordement inférieure à ε dans un tampon de taille B est donné par :

$$e_i = f_i^{-1}(-\log\varepsilon/B). \tag{2.4}$$

Le taux de décroissance asymptotique $f_t(c)$ est fortement tributaire des caractéristiques statistiques du traffic multiplexé. Le calcul du débit équivalent est ainsi le plus souvent mené sur la base d'hypothèses précises concernant la distribution des rafales et des silences ou le comportement statistique des sources, notamment pour des sources dont le débit est commandé par une chaîne de Markov, et sous l'hypothèse où le tampon est très grand, l'approximation étant asymptotiquement exacte lorsque $B \to \infty$.

Kelly (1991) a étudié le cas de la file GI/G/1 et Whitt (1993) celui des files de la classe BMAP/GI/1 dans un article qui a, de plus, le mérite de situer ces travaux dans un contexte très général relié aux méthodes matricielles. L'existence d'un débit équivalent pour une superposition de sources intermittentes exponentielles fluides multiplexées dans un système tamponné a d'abord été vérifiée par (Gibbens et Hunt, 1991), puis par (Lee et Mark, 1995) qui ont proposé des approximations plus fines. Des résultats obtenus par simulation cellule par cellule ont été obtenus, pour les mêmes sources, par (Decina et Toniatti, 1992 ; Monteiro et al., 1991). Un calcul similaire de débit équivalent est utilisé dans la méthode de contrôle d'accès de (Guérin et al.,1991). Ce calcul est complété par l'utilisation d'un modèle Gaussien pour le débit instantané Λ_t, applicable aux cas où les rafales sont très longues comparées à la taille du tampon. D'autres travaux concernent des sources plus générales dont l'activité est contrôlée par une chaîne de Markov (Elwalid et Mitra, 1993 ; Kesidis et al., 1993) dont les niveaux d'activité sont multiples, et pouvant être fluides aussi bien que discrètes. Des sources encore plus générales sont traitées dans (Duffield et O'Connell, 1995), notamment des sources du type auto-similaire. Une approche différente a été proposée par (Chang, 1994) ; elle est fondée sur l'utilisation de bornes supérieures (enveloppes) sur les extrémités de distributions.

Comme le soulignent (Simonian et Guibert, 1995 ; Choudhury et al., 1996), la précision des métriques du type de l'équation 2.4 en tant qu'approximations sur lesquelles baser une allocation de ressource n'est pas garantie. En effet, la pente asymptotique de la distribution complémentaire de la longueur de la file peut n'être atteinte que pour des valeurs très grandes du tampon, et l'approximation est alors trop conservative pour être vraiment utile. Dans certains autres cas, le débit équivalent, défini en 2.4, sous-estime la probabilité de perte. Les plus récents résultats proposent des approximations fines plus performantes, qui sont valides pour des valeurs finies du tampon, à condition cependant que le nombre de sources superposées soit suffisamment grand (Botvitch et Duffield, 1995 ; Simonian et Guibert, 1995 ; Choudhury et al., 1996 ; Courcoubetis et Weber, 1996).

La pertinence de ces modèles est cependant remise en question par l'existence des phénomènes d'auto-similarité dans le trafic réel ; l'extrémité de la distribution de la longueur des files d'attente soumises à ce genre de trafic fait preuve d'une décroissance non-exponentielle qui est beaucoup plus lente que celle des modèles de Markov. Très peu de contributions concernent les sources ne bénéficiant pas de la propriété Markovienne. Citons (Guibert, 1995) pour les sources hétérogènes et (Simonian et Guibert, 1995) qui présentent deux méthodes d'analyse à partir de la borne de Benes (Benes, 1963), permettant de définir un débit équivalent valide pour des sources intermittentes fluides dont les distributions des périodes de silence et de rafales sont très générales. Nous reviendrons sur ces méthodes ultérieurement.

Les méthodes fondées sur des hypothèse précises concernant le comportement des sources souffrent donc d'un gros défaut ; ces hypothèses ne semblent pas adaptées au trafic réel. Pire, il est tout-à-fait plausible qu'en pratique, les usagers ne puissent pas déclarer les paramètres requis, un débit moyen *a priori*, par exemple, pour la bonne

raison que pour de nombreux types de sources, ce débit moyen n'est pas connu (par exemple pour un codec vidéo, le débit peut varier en fonction de la séquence transmise). Rappelons également le problème fondamental de la caractérisation des sources : il est impossible de contrôler ou d'estimer précisément le débit moyen d'une source pour des raisons statistiques (Ratgheb, 1991). Certains auteurs proposent des méthodes de contrôle d'accès dites adaptatives, dont le but est justement de réduire autant que possible la quantité d'information devant être déclarée au réseau préalablement à l'accès. C'est le sujet de la prochaine section.

2.6.3 Méthodes adaptatives

Plusieurs méthodes de contrôle d'accès adaptatif ont été proposées dans la littérature pour remédier à la difficulté de contrôler la probabilité de perte cellule en présence de paramètres de trafic incertains. L'acceptation est alors effectuée, si le débit disponible est suffisant, sur la base d'une déclaration partielle des sources (le débit crête par exemple) ou d'une évaluation *a priori* d'un débit équivalent pour la connexion requérant l'accès. Des mesures de différentes caractéristiques du processus agrégé (moyenne, variance, corrélations, voire distributions) sont prises pour estimer en temps réel le débit disponible sur le lien ou même la qualité de service instantanée (Saito et al., 1991 ; Dziong et al., 1994 ; Kroner et al., 1994 ; Tse et Zuckerman, 1994). Ces méthodes sont en général applicables à un mode de multiplexage à tampon limité puisqu'il s'agit d'un contrôle sur le débit instantané. L'utilisation d'une méthode adaptative dans un système muni de grands tampons et opérant en congestion de niveau rafale poserait de graves problèmes au niveau du contrôle de la perte cellule, car elle est alors sensible à trop de facteurs (une erreur d'estimation sur la longueur moyenne des rafales, par exemple, serait critique).

L'avantage des méthodes adaptatives est de permettre une déclaration incomplète ou imprécise des paramètres du trafic, tout en essayant d'exploiter au mieux les ressources. Le principal inconvénient provient justement de la difficulté d'estimation en temps réel ; il peut arriver dans certains cas qu'il y ait une erreur d'estimation sur le débit résiduel ou agrégé, et alors l'objectif de probabilité de perte cellule peut ne pas être respecté, par exemple si plusieurs nouveaux appels sont admis successivement à la suite d'une erreur d'estimation. Dans tous les cas cités, la régulation de la qualité de service est effectuée par un refus des connexions subséquentes et la fin des connexions ; une période de surcharge peut donc se poursuivre jusqu'à ce que plusieurs connexions se terminent.

La méthode adaptative présentée dans (Gibbens et al., 1995), basée sur les travaux de (Bean, 1994), tient compte de ces objections. Les décisions d'acceptation sont basées sur un vecteur de seuils qui dépend de la charge du système. Les seuils sont déterminés à partir d'une procédure d'estimation combinant mesures directes et information *a priori*, basée sur la théorie de décision Bayesienne. Cette dernière fournit un outil quantifiant l'équilibre entre les avantages dus à l'acceptation d'un appel (revenu, satisfaction des clients) et les désavantages (pertes de cellule dues à une surcharge momentanée menaçant les objectifs de QS). Il demeure difficile avec ces méthodes de garantir un objectif de perte cellule en tout temps à cause des erreurs d'estimation. Les auteurs rapportent toutefois qu'ils parviennent à assurer de telles garanties (Griffiths et Key, 1994).

Les réseaux neuronaux constituent une autre approche qui a été appliquée de différentes façons dans la réalisation de procédures de contrôle d'accès, par exemple pour estimer la région d'admissibilité (Tran-Gia et Gropp, 1991 ; Fritsch et al., 1992 ; Neves et al., 1994) ou le débit disponible (Burakowski et al., 1994). D'un point de vue

pratique, la difficulté essentielle de cette approche semble être la sélection adéquate de l'ensemble des entrées et sorties du système pour effectuer correctement la décision d'accès. Cette méthode exige, en outre, que le système soit rodé sur un ensemble de vecteur tests représentatifs de la tâche à effectuer. Cette dernière restriction paraît peu compatible avec les exigences d'une méthode de contrôle d'accès réelle et les incertitudes concernant le trafic ATM futur.

Les deux méthodes que nous avons décrites, c'est-à-dire les méthodes utilisant des hypothèse précises sur les sources et les méthodes adaptatives, souffrent donc toutes deux d'inconvénients majeurs. Dans le premier cas, elles requièrent une connaissance très détaillée des sources pour être applicables ; dans le second cas, il n'est pas possible d'exploiter un réseau muni de tampons conséquents, et il est difficile de donner des garanties fermes de QS.

Une troisième approche permet de pallier ces inconvénients. Il s'agit des méthodes basées sur l'allocation des ressources sur la base du descripteur de trafic normalisé. C'est d'ailleurs la seule approche permettant de tenir explicitement compte de la description normalisée du trafic tout en permettant de donner des garanties de QS fermes, et donc celle qui offre la plus grande compatibilité avec les normes internationales sur le contrôle du trafic ATM.

2.6.4 Allocation de ressources pour le trafic régulé par les mécanismes standardisés : hypothèse du pire cas

Nous avons déjà souligné la difficulté de caractériser les sources ATM et l'approche adoptée par les organismes de normalisation, c'est-à-dire la caractérisation algorithmique ; les connexions se déclarent au réseau directement en termes des paramètres des mécanismes utilisés pour vérifier la conformité du trafic (section 2.5.1).

En pratique, les ressources devront être allouées sur la base de ces paramètres normalisés, puisque c'est, pour le réseau, la seule information disponible. La difficulté provient, d'une part, du fait que ces paramètres algorithmiques normalisés sont, somme toute, une caractérisation rudimentaire, et d'autre part, qu'ils admettent comme conformes une multitude de trafics ayant un impact différent sur la perte cellule. Il est toutefois possible de considérer que ces paramètres déterminent une enveloppe maximale à laquelle l'usager doit se conformer en soumettant son trafic à un mécanisme de lissage, par exemple (Roberts et al., 1993).

Dans ces conditions, pour allouer les ressources de façon à protéger la QS, il paraît logique d'effectuer une allocation de ressources qui tient compte des trafics ayant le pire impact sur la qualité de service. Déterminer quels profils de trafic sont effectivement les pires n'est pas simple et cela dépend notamment du critère de performance utilisé, comme l'explique (Doshi, 1994).

Les profils de trafic les plus souvent considérés pour représenter les pires cas de trafic pouvant être soumis au réseau tout en étant conformes aux paramètres déclarés (COST, 1992 ; Kvols et Blaabjerg, 1991 ; Roberts et al.,1993 ; Elwalid et Mitra, 1995 ; Mignault et al., 1996) correspondent à une superposition de sources du type déterministe intermittent, où chaque source exploite au maximum les capacités des mécanismes de conformité la contrôlant. Dans la suite de ce mémoire, ce type de sources est désigné par l'expression de trafic dit du pire cas. Une source à débit variable, par exemple, émet la rafale la plus longue possible au débit le plus élevé possible, suivie d'un silence le plus court possible en conformité avec le débit soutenu déclaré. L'aspect aléatoire du processus de superposition provient de la phase de chaque source qui est uniformément distribuée sur la période. Le profil exact est différent selon que la source est à débit

constant ou variable et suivant qu'elle est lissée au débit crête ou non ; plusieurs modèles peuvent alors être utilisés. Nous reviendrons sur ces modèles dans la suite de ce mémoire.

L'impact de sources gloutonnes utilisant effectivement le maximum de ressources peut être dévastateur sur la probabilité de perte cellule si l'on alloue les ressources sur des hypothèses plus favorables, comme le montre (Gun et Guérin, 1993). Ces sources intermittentes sont également d'intérêt pratique, car il existe des AALs les générant effectivement (P515, 1995). Il n'existe, en revanche, pas encore de preuve formelle attestant que ce type de traffic maximise effectivement la perte cellule globale. Certains résultats partiels tendent cependant à le démontrer, notamment (Worster, 1994) qui a obtenu des résultats de simulation pour le système tamponné dans le cas homogène, et (Mitra et Morrison, 1994), pour le système hétérogène sans tampon. (Doshi, 1994) prouve que dans le cas homogène sans tampon, une superposition de ce type de sources génère bien la perte maximale. Le cas hétérogène est plus complexe car les sources n'ont pas alors toutes la même proportion de perte. En toute rigueur, il faudrait alors considérer les probabilités de perte individuelles, par connexion (c'est bien ainsi que sont formulées les normes). Cela poserait toutefois des problèmes énormes du point de vue de l'évaluation quantitative de la performance.

Les premières allocations sur la base des trafics dits du pire cas pour les sources à débit variable sont celles du débit équivalent de (Hui, 1988) et (Kelly, 1991) dans les systèmes sans tampon. Récemment, une extension de ces méthodes a été appliquée au cas du système tamponné par (Elwalid et al., 1995) au moyen d'une série d'approximations conservatives. Ces méthodes permettent de définir un débit équivalent pour des sources intermittentes dites du pire cas, mais elles ne permettent pas d'exploiter pleinement le gain de multiplexage. Citons aussi (Théberge et Mazumdar, 1995) qui

proposent, un peu comme (Elwalid et al., 1995) mais d'une façon différente, d'appliquer certains résultats du modèle sans tampon aux systèmes tamponnés. Il est aussi possible de définir des garanties de qualité de service déterministes, sans tenir compte du gain de multiplexage statistique (Cruz, 1991 ; Roberts et al., 1993 ; Elwalid et al., 1995) mais ces méthodes sont extrêmement conservatives. (Gravey et al., 1997) présentent le problème d'allocation des ressources sur la base des trafics dits du pire cas dans un cadre très concret, très près des normes, et étudient la performance du multiplexage à l'aveugle et du FRP au niveau trame, à partir d'un modèle à arrivées Poisson de rafales. Ce modèle peut être interprété comme le cas limite d'une superposition d'un nombre infini de sources intermittentes où chaque source est très rarement active ; il représente aussi un cas très conservatif.

L'évaluation de la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM pour des trafics intermittents déterministes est délicate dans le cas général du système avec tampon. En particulier, il n'existe pratiquement aucun résultat pour les systèmes à tampon fini. Pour les sources à débit constant giguées ou les sources à débit variable dont le débit crête est comparable à celui du multiplex, les modèles $N^*D/D/1$ et $\sum_i D_i/D/1$ (Roberts et Virtamo, 1991 ; Norros et al., 1991 ; COST, 1996) donnent des résultats limites, valides lorsque le débit crête très élevé relativement au débit du multiplex. Dans le cas des sources à débit variable, il existe des résultats exacts pour des cas particuliers, essentiellement lorsque le débit crête et du multiplex sont égaux (Cidon et al., 1993 ; Garcia et al., 1995). La méthode la plus générale est celle qui fait usage du modèle fluide et de la méthode de Benes (Norros et al., 1991 ; Roberts et al., 1993 ; Bensaou et al., 1994 ; COST, 1996). Un résultat récent donne une approximation logarithmique valide lorsque le nombre de sources est grand (Simonian et Guibert, 1995).

Outre la complexité de l'estimation de la QS, l'approche basée sur les pires cas de trafic se heurte à la difficulté, pour la source requérant l'accès, de sélectionner adéquatement les paramètres de trafic devant être déclarés au réseau (Roberts et al., 1993). Par exemple, si la distribution des rafales et des silences est par exemple exponentielle, la déclaration d'une rafale maximale peut impliquer un surdimensionnement important du système avec des garanties de QS très pessimistes par rapport à la performance réelle. Pour cette raison, cette approche est réputée très conservative. En pratique, toutefois, dans certains cas les sources réelles ont des longueurs de rafales distribuées sur quelques valeurs seulement, et il est alors facile de déterminer une rafale maximale correspondant aux trames les plus longues du protocole de niveau supérieur (Onvural, 1995). En outre, faire une allocation sur la base des pire cas de trafics apparaît, dans les réseaux ATM de première génération munis d'équipement de commutation effectuant un service PAPS, comme la seule façon de donner effectivement des garanties fermes de QS, pour un contrôle d'accès en boucle ouverte et sur la base du descripteur de trafic normalisé, tout en admettant une allocation statistique des ressources. C'est donc l'une des méthodes les plus pragmatiques et a priori, les plus compatibles avec les capacités de gestion du trafic relativement limitées des équipement ATM de première génération.

2.7 Sommaire

Nous avons illustré dans cette revue de littérature, d'une part les différents types de services que supportera l'ATM et la variété de leurs exigences en termes de qualité de service ; et d'autre part, les moyens proposés dans la littérature pour garantir cette qualité de service tout en exploitant au mieux les ressources, c'est-à-dire les méthodes de contrôle du trafic et d'évaluation de la qualité de service.

Donner des garanties de qualité de service fermes tout en atteignant une efficacité suffisante : c'est là le principal dilemme du contrôle de trafic préventif en ATM. En effet, pour garantir la qualité de service, il faut pouvoir caractériser suffisamment les sources pour être en mesure d'évaluer leur impact sur les performances du réseau au moment de l'accès. Les caractéristiques étant imprévisibles *a priori* ou difficiles à estimer en temps réel, c'est une caractérisation algorithmique qui a été choisie par les organismes de normalisation ; pour le meilleur comme pour le pire, c'est donc sur la base de cette caractérisation algorithmique que doit être faite l'allocation des ressources en mode préventif, puisque c'est la seule information disponible pour le réseau. La seule méthode compatible avec cette description normalisée du trafic et la garantie de qualité de service est la méthode basée sur les hypothèses des trafics dits du pire cas.

Dans la suite de cette thèse, nous nous penchons sur l'allocation des ressources et le contrôle d'accès sur la base des trafics dits du pire cas, sur les possibilités d'effectuer cette allocation ainsi que sur l'efficacité qu'il est possible d'atteindre en utilisant cette méthode.

CHAPITRE 3
Synthèse des résultats

3.1 Préliminaires

Dans ce chapitre, nous présentons une synthèse des résultats que nous avons obtenus au cours de nos travaux sur le contrôle d'accès en mode préventif dans les réseaux ATM. Ces résultats font référence, pour l'essentiel, aux deux articles joints en Annexes, en l'occurrence "*A survey of straightforward statistical multiplexing models for ATM networks*" par (Mignault et al., 1996), publié dans *Telecommunication Systems* et "*A reference resource allocation method for ATM Statistical Bit Rate services*", (Mignault et al., 1997), soumis pour publication aux *IEEE/ACM Transactions on Networking*. Conformément aux normes sur la présentation d'une thèse par articles, ces deux articles font partie intégrante de la thèse. Le présent chapitre est destiné à la présentation d'une synthèse intégrée des résultats et à l'ajout d'informations complémentaires et de résultats utiles à la compréhension desdits articles.

Nous nous sommes intéressés, dans cette étude, au problème du contrôle d'accès de type préventif dans les réseaux ATM, et plus spécifiquement pour les services supports dits assurés, soient le mode déterministe (DBR) et le mode statistique (SBR) tels qu'ils sont définis par l'ITU (ITUI.371, 1996), et l'ATM Forum (ATM Forum, 1996). Comme nous l'avons souligné dans l'introduction, le but de ce travail consiste à étudier le problème du contrôle d'accès avec contrôle en boucle ouverte d'une façon très pragmatique, sans hypothèse restrictive sur les sources, et en conformité avec les normes internationales actuelles de l'ITU-T sur le contrôle du trafic, et plus particulièrement, dans le cas où un multiplexage statistique est envisagé, c'est-à-dire pour le service

support SBR. Les services supports dont le contrôle est effectué en mode préventif, sont envisagés pour les équipements de commutation ATM de première génération, qui seront munis de fonctionalités de gestion du trafic relativement restreintes.

Outre cette section de préliminaires, consistant en un rappel de définitions, d'hypothèses et de notions utiles pour la compréhension de la suite de ce mémoire, ce chapitre s'articule en deux sections principales.

La section 3.2 concerne essentiellement le niveau transfert, ou cellule, du contrôle d'accès basé sur les pires cas de trafic, en particulier l'estimation de la probabilité de perte cellule dans un multiplex ATM pour les pires cas de trafic, et fait référence à (Mignault et al., 1996). Ce premier article constitue la première étape d'un projet de validation et de comparaison des différents modèles pouvant être utilisés, visant à identifier les modèles représentant les meilleurs compromis entre précision et complexité. Outre un résumé de cet article, la section 3.2 présente les résultats et conclusions obtenus au cours d'une deuxième étape qui, elle, n'a pas fait l'objet d'une publication. Cette deuxième étape, qui peut être considérée comme une suite à l'étude préliminaire, a été essentielle car elle nous a permis de compléter l'étude amorcée dans l'article, et d'orienter avec pertinence notre projet.

Dans la partie de notre travail qui concerne le niveau transfert ou cellule, nous avons identifié les trafics dits du pire cas en fonction des caractéristiques de l'équipement ATM concerné et du service support. Nous avons identifié trois cadres pour l'allocation des ressources en mode préventif, selon la taille des mémoires dans les commutateurs ATM, et du service support: *i)* l'allocation au débit crête pour le mode DBR, et en mode SBR; *ii)* l'allocation statistique dans un cadre à rafales perdues; *iii)* et l'allocation statistique dans un cadre à rafales tamponnées, ce qui correspond à l'utilisation de mémoires importantes dans les commutateurs. Les modèles analytiques appropriés

disponibles dans la littérature, permettant d'estimer la probabilité de perte cellule (ou *CLR*) pour ces trafics, ont été recensés et évalués. Certains modèles particulièrement intéressants, et dont nous ferons usage par la suite, ont été comparés et validés par simulation. Nous avons évalué l'utilisation qu'une allocation sur la base des pire cas permet d'atteindre, dans ces différents cadres; deux caractéristiques des équipements ATM sont particulièrement déterminantes, soient la fonction d'espacement au débit crête, et la taille des mémoires dont sont munis les commutateurs. Nous avons également évalué l'effet des différents paramètres de trafic sur la charge admissible, pour une certaine contrainte de *CLR*, dans ces différents cadres.

Au cours de cette étude, nous avons pu nous rendre compte que peu d'efforts avaient été consacrés à la recherche d'une méthode d'allocation des ressources simple et efficace pour les services SBR et les systèmes munis de mémoires importantes. Le paragraphe 3.3, qui découle donc naturellement de cette étude préliminaire, concerne, quant à lui, la méthode de contrôle d'accès de référence pour services SBR en ATM et aboutit à l'article (Mignault et al., 1997). Dans cette deuxième partie, nous portons notre attention sur l'allocation des ressources dans son ensemble, ce qui intègre à la fois le niveau cellule et le niveau appel ou connexion. Notre principale contribution réside dans la proposition d'une méthode d'allocation des ressources, qui permet d'exploiter efficacement les systèmes munis de mémoires relativement importantes, pour les services SBR1 dans les réseaux ATM de première génération. En effet, l'allocation de ressources en mode SBR à rafales tamponnées n'avait pas, jusqu'à récemment, fait l'objet de nombreux efforts de recherche dans la communauté ATM. Nous nous sommes efforcés de combler ce vide en proposant une méthode d'allocation des ressources adaptée à ce mode de fonctionnement, qui pourrait être utilisé pour le type de trafic constituant la plus forte demande à court et moyen termes pour les communications

large-bande, c'est-à-dire le trafic généré par les applications téléinformatiques et les réseaux locaux. La méthode que nous proposons peut être considérée comme une méthode de référence, dans un contexte de contrôle préventif basé sur les hypothèse de pire cas, au sens où elle permet de quantifier l'efficacité maximale qu'il est possible d'atteindre sous ces hypothèses, pour un ensemble de ressources donné. Nous avons, en outre, pris soin de poser le problème du contrôle d'accès d'une façon claire, en faisant ressortir les interactions entre les niveaux cellules et appels qui avaient été, la plupart du temps, étudiés en isolation.

Pour bien appréhender la suite de ce mémoire, il convient de préciser ou de rappeler, au préalable, nos hypothèses de travail et certaines définitions utiles.

3.1.1 Rôle et fonctions du contrôle d'accès

Dans un contexte préventif, la fonction de contrôle d'accès joue un rôle crucial, celui de gérer au mieux les ressources (c'est-à-dire maximiser un objectif de rendement, tel l'utilisation, ou le revenu généré par les appels) tout en protégeant la qualité de service des connexions. Dans ce qui suit, nous noterons QS la qualité de service. Concrètement, la fonction de contrôle d'accès effectue les actions d'acceptation ou de rejet d'un nouvel appel, sur la base des informations fournies par la connexion, soit, outre le service support demandé, la classe de QS et le descripteur de trafic. La décision d'accepter une nouvelle connexion ne sera prise qu'à la condition que la QS résultant de cette acceptation reste compatible avec la QS assurée aux connexions en cours, ainsi que celle exigée par la connexion requérant l'accès. La question de l'allocation des ressources est au centre de la prise de décision; il s'agit d'estimer la quantité de ressources (espace mémoire et débit) qui doit être allouée à une connexion requérant l'accès, en fonction des paramètres de trafic, de la QS demandée, et de l'état du réseau,

soit les connexions en cours et les engagements de QS correspondants. Cette allocation des ressources est en fait logique, c'est-à-dire que les ressources ne sont jamais physiquement réservées comme dans un réseau à multiplexage temporel (*Time Division Multiplexing*), mais sont librement partagées et saisies à la demande par les connexions en cours.

La fonction de contrôle d'accès inclut l'acheminement de l'appel et l'établissement d'un circuit virtuel (*Virtual Circuit*, VC) liant l'origine de l'appel à sa destination; la vérification de la QS et l'allocation de ressources sont à effectuer sur chacun des noeuds traversés par la connexion. Ces fonctions doivent naturellement être exécutées en temps réel. Le contrôle d'accès possède donc une double nature: un aspect local, effectué sur chacun des noeuds, et un aspect global, permettant l'établissement d'une connexion de bout-en-bout. L'acheminement implique une vision du réseau dans sa globalité, alors que l'allocation des ressources est généralement effectuée sur une base locale. La plupart du temps, l'on suppose que le trafic présent à un commutateur est indépendant de ce qui se passe dans le reste du réseau. Cette hypothèse est raisonnable sous certaines conditions, dont nous discuterons ultérieurement (section 4.2).

Le contrôle d'accès implique des engagements de QS à deux niveaux, qui évoluent sur deux échelles de temps différentes. L'existence de ces deux niveaux complique singulièrement le problème de l'admission et l'allocation des ressources. En effet, les deux niveaux, soit le niveau cellule et le niveau appel (ou connexion), sont généralement modélisés et analysés séparément afin de réduire la complexité du problème. Ils sont reliés par l'intermédiaire de la notion de débit équivalent. Dans cette étude, nous traitons des engagements de QS au niveau cellule, soit essentiellement le *CLR*, et des engagements de niveau appel, soit la probabilité de blocage d'appel, le *CBP*. La première partie de cette étude (section 3.2) traite, pour l'essentiel, de la QS de niveau

cellule, soit de son estimation pour les sources de type pire cas, et de l'allocation des ressources en fonction des contraintes de QS à ce niveau. Dans la seconde partie (section 3.3), nous nous préoccupons des deux niveaux de QS. Notons que l'allocation des ressources et le contrôle d'accès ont un effet différent sur ces deux types de garanties de QS. La fonction d'allocation des ressources exerce un contrôle en temps réel sur les garanties de niveau cellule, alors que la probabilité de blocage peut plutôt être considérée comme un résultat des actions du mécanisme d'allocation. Plus précisément, la fonction d'allocation des ressources supporte les garanties de QS de niveau cellule, en refusant des appels lorsque c'est nécessaire; ces rejets ont naturellement un impact sur la probabilité de blocage au niveau appel. Il existe donc un équilibre et une interaction évidents entre les deux niveaux de contrôle. Par ailleurs, l'efficacité réelle d'une méthode d'allocation des ressources devrait être mesurée au niveau appel, par l'utilisation et la probabilité de blocage des appels.

Dans cette étude, nous considérons que les services supports sont traités sur une base séparée, c'est-à-dire que nous n'avons pas évalué l'impact de l'intégration des services. Le problème de l'intégration des services est très important en ATM et nous y reviendrons plus loin (section 4.2.4). Etudions, dans un premier temps, comment un commutateur ATM peut-être représenté et présentons le modèle de multiplex que nous avons utilisé.

3.1.2 Modèle du multiplex ATM

La figure 3.1. représente un commutateur ATM. Les ports de sortie du

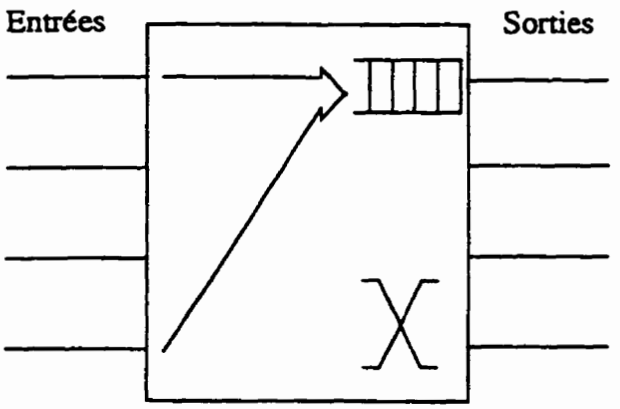


Figure 3.1 Modèle du commutateur ATM

commutateur ATM sont munis de mémoires, qui servent à tamponner les cellules ATM de différents ports d'entrée se présentant simultanément au même port de sortie. Nous n'avons représenté qu'un seul étage de commutation, bien que les commutateurs soient en général constitués de plusieurs de ces matrices de commutation. Comme c'est l'usage dans ce type d'étude, un multiplex représentant un port de sortie est étudié comme si les sources de trafic (qui sont en périphérie du réseau) émettaient directement les cellules dans le port de sortie. Ces approximations sont tout-à-fait classiques (COST, 1992).

Le modèle d'un multiplex ATM, situé à l'entrée du réseau public ATM, est illustré à la figure 3.2. Il s'agit d'un lien de transmission de débit ou capacité C, habituellement exprimé en Mb/s, muni d'un tampon de taille B cellules. On supppose que les connexions multiplexées sont soumises, à l'entrée du réseau, à une régulation au moyen de *GCRA*s (ITUI.371, 1996) (leur nombre et paramètres dépendent du service support utilisé par la connexion). Cette régulation porte le nom de contrôle de conformité

ou UPC (*Usage Parameter Control*), qui est effectué à l'interface entre l'usager et le réseau, ou UNI (*User Network Interface*). Le nombre de sources correspond au nombre d'appels en cours, qui, en pratique, varie de façon aléatoire. C'est donc un processus stochastique. Aux fins de l'évaluation de la probabilité de perte cellule, l'on suppose généralement que ce nombre est fixé.

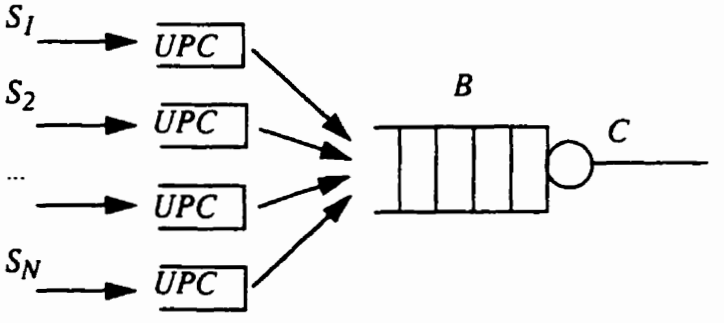


Figure 3.2 Modèle du multiplex ATM

Les tampons sont naturellement de taille finie. Il est possible qu'à certains moments, lorsque trop de connexions demandent à accéder simultanément au même port de sortie, le tampon se remplisse et que des cellules soient perdues par débordement. Notons ε, la valeur de la contrainte de QS sur la perte cellule; pour les commutateurs ATM, cette contrainte est de l'ordre de 10^{-9} à 10^{-10}. L'on cherchera donc à garantir la condition $CLR \leq \varepsilon$, où CLR est la probabilité de perte cellule dans le multiplex.

La probabilité de perte cellule n'est que l'un des aspects de la QS de niveau transfert qui comprend également des contraintes de QS ayant trait au délai et à sa variabilité. C'est toutefois un aspect essentiel de la QS. Nous supposons que le réseau a été conçu pour satisfaire les contraintes de niveau délai, puisque la taille des tampons induit une borne supérieure sur le temps de séjour dans un noeud ATM. Dans la prochaine section, nous discutions de la difficulté d'estimer la probabilité de perte cellule en ATM.

3.1.3 Estimation de la QS locale de niveau transfert

Comme, dans un cadre préventif, le réseau ne dispose pas de mécanismes lui permettant de contrôler le débit d'une connexion en cours, l'impact d'une nouvelle connexion sur l'état du réseau doit être anticipé dès la phase d'établissement. L'un des prérequis très importants de la réalisation d'une méthode de contrôle d'accès pour un multiplexage en boucle ouverte, est donc de pouvoir estimer la QS résultant d'une superposition de connexions, sur la base de l'information contenue dans le descripteur de trafic associé à chacune d'entre elles. Idéalement, l'estimé obtenu devrait posséder les attributs suivants:

1. être suffisamment précis;
2. être conservatif;
3. utiliser uniquement l'information succinte sur les sources contenues dans les paramètres de trafic normalisés;
4. être calculable en temps réel.

La satisfaction simultanée de ces critères pose un problème délicat au concepteur d'une procédure de CAC. En pratique, on se contentera, par exemple, de bornes et d'estimés très prudents, s'ils conduisent à des procédures de contrôle simples. Cette évaluation de la QS de niveau transfert se résume, dans la plupart des cas, à l'estimation de la proportion de cellules perdues, pour un ensemble de connexions dans le multiplex ATM. On pourrait également chercher à estimer le délai moyen, ou la probabilité qu'une cellule quelconque subisse le délai maximal etc. Par exemple, la *CDV* subie par les connexions au cours de la traversée du multiplex est également un critère de QS important pour les sources temps réel (Gravey et al., 1997).

Il est à noter qu'en toute rigueur et selon les normes, c'est la proportion de cellules perdues par connexion qui devrait être évaluée. Cette évaluation pose cependant des difficultés très importantes et l'on doit se contenter de la probabilité de perte cellule dans le multiplex, sur l'ensemble des connexions, comme indicateur de performance. Cette probabilité est un indicateur de la performance globale du multiplex, et l'on peut considérer que c'est un indicateur fiable de la QS reçue par les connexions, à la condition que les différentes classes de trafic possèdent des paramètres similaires. Dans le contexte ATM, on doit plutôt s'attendre à retrouver une grande diversité de paramètres de trafic. La probabilité de perte cellule globale n'est pas pour autant simple à estimer.

En général, la probabilité de perte cellule dépend de façon très marquée des caractéristiques des sources, en particulier lorsque le système est muni d'un tampon de taille conséquente. Cela pose un grave problème du point de vue de la garantie de QS, puisque la caractérisation normalisée des sources par les paramètres d'un ou deux *GCRA* admet comme conformes, une multitude de trajectoires (au sens d'une réalisation d'un processus stochastique) pour le trafic. Il faut donc formuler des hypothèses plus fines sur la façon dont les sources se comporteront, et pour avoir un intérêt pratique, ces hypothèses doivent être compatibles avec le descripteur de trafic normalisé. Nous avons donc choisi de développer un contrôle d'accès sur la base des hypothèses dites du "pire cas de trafic", qui repose sur des hypothèses conformes aux normes internationales sur le contrôle du trafic, et qui permet de donner des garanties de QS. C'est ce que nous décrivons au paragraphe suivant.

3.1.4 Hypothèses du pire cas de trafic

Le bon fonctionnement du contrôle d'accès en mode préventif repose, de façon critique, sur une estimation prudente de la QS fournie aux connexions. L'approche la plus logique dans ce contexte consiste en une allocation de ressources sur la base des trafics ayant le pire impact sur la QS des connexions en cours. Ce pire cas de trafic dépend naturellement de la définition de conformité du service support de la connexion. Nous ne connaissons toutefois pas ces pires cas de trafics avec certitude, car il n'existe pas de preuves générales à cet effet. Nous parlons ici de pire cas au sens où l'on cherche à déterminer la superposition des trafics maximisant la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM. Notons que l'utilisation de la perte cellule globale n'est pas une façon idéale d'évaluer la QS. L'utilisation d'une mesure globale de performance simplifie l'estimation de la QS, mais peut, dans certains cas, donner lieu à des effets contre-intuitifs, comme le soulignent (Sévilla et al., 1996; Doshi et al., 1994). Par exemple, il est possible que dans certains cas la performance globale soit conforme aux contraintes de QS, alors que certains types de trafic n'obtiennent pas une QS satisfaisante.

Les trafics de type déterministes intermittents que nous avons considérés ne sont vraisemblablement pas les pires dans un sens absolu, mais sont reconnus pour être parmi les plus gourmands en termes de ressources (Gun et Guérin, 1993). Ils correspondent à un comportement de source émettant ses cellules de façon gloutonne. Nous entendons par 'glouton', le fait que la source exploite au maximum les limites des mécanismes de conformité dédiés à son contrôle. Ce genre de comportement est d'un intérêt pratique certain, car il est cohérent avec la façon dont certaines couches d'adaptation, notamment les couches AAL3/4 et AAL5 (Boyer et al., 1992) permettent aux connexions d'émettre les cellules. L'allocation des ressources sur la base des hypothèses de pire cas de trafic est donc une approche pragmatique. Nous verrons que

son intérêt du point de vue de l'efficacité de l'allocation des ressources dépend des hypothèses sur le fonctionnement du réseau et du service support choisi, et qu'elle est particulièrement intéressante pour le mode SBR dans le cas où le système est muni de tampons de taille importante.

Nous survolons, dans la section suivante, les résultats obtenus concernant l'estimation de la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM pour les pires cas de trafic, et les conditions dans lesquelles l'approche préventive du contrôle de trafic est attrayante pour l'allocation des ressources.

3.2 Estimation de la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM pour les pires cas de trafic

3.2.1 Introduction

Dans cette section, nous nous intéressons à l'estimation de la qualité de service de niveau transfert, plus spécifiquement à la probabilité de perte cellule dans un multiplex ATM soumis aux trafics de type pire cas. La première partie de ce travail a fait l'objet d'une publication, parue dans la revue *Telecommunication Systems*, et jointe en Annexe (Annexe 1). Nous avons, dans un premier temps, identifié les différents cadres pour l'allocation des ressources en mode de contrôle préventif, ainsi que les trafics de type pire cas correspondants, en fonction des caractéristiques des équipements ATM concernés. Nous avons recensé et évalué les modèles analytiques pouvant être utilisés pour estimer le *CLR*, qui sont compatibles avec l'information contenue dans le descripteur de trafic normalisé par l'ITU et les hypothèses de type pire cas de trafic, du point de vue des conditions d'application, et de la complexité. Ce travail a, par la suite,

été complété par des résultats sur la précision des modèles, et d'autres relatifs à la pertinence d'une allocation des ressources sur la base des hypothèses de pire cas, résultats que nous présentons dans la présente section.

Tout d'abord, nous discutons à la section 3.2.2 des liens entre les différents indicateurs de performance utilisés pour estimer la proportion de perte cellule. En effet, cette probabilité est rarement calculée exactement. Nous décrivons ensuite trois cadres pour l'allocation des ressources en mode préventif, qui dépendent du service support choisi et de la taille des mémoires dans les commutateurs: l'allocation au débit crête pour le mode DBR, et en mode SBR, l'allocation statistique dans un cadre à rafales perdues, pour les commutateurs munis de petites mémoires, et l'allocation statistique dans un cadre à rafales tamponnées, pour les commutateurs munis de grandes mémoires. Nous montrons que la présence d'une fonction d'espacement des connexions au débit crête a un impact déterminant sur l'efficacité de l'allocation des ressources sur la base des pires cas. Nous décrivons, pour les modes cités ci-dessus, en l'occurrence, respectivement le mode DBR (section 3.2.3), dans les cas des connexions espacées au débit crête et des connexions non-espacées, puis pour le multiplexage des services SBR (section 3.2.4), dans les cas des modes à rafales perdues (section 3.2.5) et à rafales tamponnées (section 3.2.6), les pires cas de trafic correspondants, et les modèles appropriés. Les différents indicateurs de performance ont été comparés et validés par simulation pour certains modèles particulièrement intéressants, qui représentent un bon compromis entre la précision et la simplicité, et dont nous faisons usage par la suite. Enfin, nous avons évalué, pour chacun de ces cadres, l'impact des différents paramètres de trafic sur la charge admissible, pour une contrainte de *CLR* donnée. Cette étude permet d'identifier

dans quelles conditions (sur les connexions ou sur les ressources du système) l'allocation des ressources sur la base des hypothèses de pire cas de trafic permet d'obtenir une efficacité élevée.

3.2.2 Indicateurs de performance

Nous nous intéressons dans cette section à l'estimation de la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM pour les pire cas de trafic, et, plus accessoirement, à la distribution stationnaire du nombre de clients dans le système. Ces deux critères de performances sont utiles pour le dimensionnement des systèmes en fonction des contraintes de perte et de délai. Le calcul de la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM est complexe à effectuer en général, et plus particulièrement dans le cas d'une superposition de sources intermittentes, pour des raisons auxquelles nous avons fait allusion à la section 2.3. C'est pourquoi plusieurs méthodes heuristiques ont été proposées pour l'estimer, en fonction de différentes hypothèses sur le comportement statistique des rafales. Nous décrivons dans cette section la notion de perte cellule et les différents indicateurs de performance souvent utilisés en lieu et place de cette dernière. Il s'agit ici de la perte sur l'ensemble des connexions actives, dont le nombre est considéré comme constant à l'échelle de temps cellule.

Probabilité de perte cellule

La probabilité de perte cellule peut être définie comme la proportion des cellules trouvant le système plein à leur arrivée; il s'agit donc de la probabilité que le tampon soit plein à l'instant d'une arrivée. Si le système est ergodique et stationnaire, il suffit alors de compter les cellules perdues sur une réalisation:

$$P_{loss} = \lim_{N \to \infty} \frac{1}{N} \sum_{n=1}^{N} 1_n \tag{3.1}$$

où N est le nombre d'arrivées à s'être présentées, et la variable indicatrice prend la valeur 1 si l'événement rejet se produit.

La plupart des modèles de trafic de type pire cas sont stationnaires mais non-ergodiques; en effet la superposition de sources déterministes aléatoirement déphasées donne lieu à une situation particulière où les trajectoires du système sont entièrement périodiques, une fois la phase fixée. La probabilité de perte cellule est alors définie comme une espérance sur l'ensemble des trajectoires possibles. Empiriquement, cette probabilité correspond à la proportion des cellules perdues, mais il faut dans ce cas compter, sur chacune des trajectoires possibles, la proportion de cellules perdues sur une période du système. Notons n le nombre de trajectoires; pour les sources périodiques qui nous intéressent, le nombre d'arrivées sur une trajectoire est constant et égal à N, et les trajectoires sont équiprobables. Ce qui s'écrit

$$P_{loss} = \lim_{n \to \infty} \frac{1}{nN} \sum_{i=1}^{nN} 1_i \tag{3.2}$$

Dans cette étude, nous utilisons la probabilité de perte cellule P_{loss} , la proportion des cellules perdues dans le multiplex sous considération, comme estimé du *CLR* local. En vue de la difficulté de calculer exactement la probabilité de perte cellule, plusieurs autres indicateurs de performance sont souvent utilisés pour en faire l'estimation. La valeur de ces méthodes demande toutefois à être évaluée, surtout dans les cas où elles sont présentées comme produisant des bornes sur P_{loss}. Parmi les plus courantes de ces méthodes d'estimation, notons l'utilisation de moyennes temporelles plus faciles à calculer que les moyennes vues par les arrivées, bien qu'elles soient en général

différentes (Rasmussen et al., 1991); l'analyse d'un système à taille de tampon infinie, alors que dans le système réel, cette taille est forcément limitée (Roberts et Virtamo, 1991); enfin l'analyse de modèles fluides, dont la probabilité de perte fluide est directement assimilée à la perte cellule (Hui, 1988; Roberts et al., 1993). Plusieurs de ces simplifications sont souvent utilisées simultanément.

Autres indicateurs de performance et approximations heuristiques

L'estimation de la probabilité de perte cellule dans un multiplex ATM implique naturellement un système à taille mémoire finie. L'une des simplifications les plus courantes consiste à étudier un système équivalent au système que l'on veut modéliser mais à taille de tampon infinie, ce qui permet par exemple l'application du résultat de Benes (Benes, 1963), résultat classique permettant de calculer la distribution du temps d'attente virtuel dans une file infinie. Le temps d'attente virtuel, noté W_t, est relié de très près au nombre de clients dans le système, en particulier pour les système où le temps de service est déterministe unitaire comme le multiplex ATM. En effet, le nombre de clients dans le système X_t est alors donné par l'entier supérieur du temps d'attente virtuel (COST, 1992):

$$X_t = \lceil W_t \rceil . \tag{3.3}$$

La distribution complémentaire du temps d'attente virtuel dans le système, soit

$$Q(x) = P\{W_t > x\} , \tag{3.4}$$

peut, en théorie, être obtenue au moyen du résultat de Benes pour des files d'attente très générales. Supposons que l'observe le système à l'instant 0, et notons A_t le nombre d'arrivées dans l'intervalle $(-t, 0)$, et W_t, le temps d'attente virtuel à l'instant $-t$. Pour la file *G/D/1*,et en supposant un temps de service unitaire, le résultat de Benes peut s'écrire comme suit:

$$Q(x) = \sum_{n>x} P\{A_{n-x} = n \text{ et } W_{n-x} = 0\}. \quad (3.5)$$

Si le calcul exact du résultat est le plus souvent impossible en pratique, cette technique présente l'avantage de permettre l'obtention de bornes intéressantes sur $Q(x)$ (Bensaou et al., 1994; Norros et al., 1991; Kvols et Blaabjerg, 1992) et dans certains cas des résultats exacts (Roberts et Virtamo, 1991; Garcia et al., 1994). C'est l'une des méthodes qui se prêtent le mieux à l'analyse des trafics dits du pire cas.

Ainsi, la probabilité que le temps d'attente virtuel dépasse un certain seuil K, $Q(K)$, est souvent utilisée pour estimer la probabilité de perte cellule dans un système à K places (K inclut ici le client en service). La valeur de $Q(K)$ est soit utilisée comme une *approximation* de P_{loss}, soit elle est utilisée comme une *borne supérieure* sur la probabilité de perte. Ces deux approches devraient toutefois être utilisées avec prudence (Bisdikian et al., 1993). En effet, les deux indicateurs P_{loss} et $Q(K)$ convergent tous deux vers zéro lorsque $K \to \infty$, mais la différence relative peut être très grande; par ailleurs, la relation entre ces deux indicateurs dépend en général de la charge ρ.

On ne connaît pas, en général, la relation entre $Q(K)$ et P_{loss}. Dans le cas des sources déterministes intermittentes qui nous intéressent plus particulièrement, $Q(K)$ semble effectivement être une borne sur P_{loss} comme nous l'avons constaté empiriquement par simulation à maintes reprises, lorsque le système opère dans l'échelle de congestion 'rafale'. L'une des différences importantes entre $Q(K)$ et P_{loss} réside dans le fait que la première est une moyenne à un instant quelconque (*time average*) alors que la seconde est une moyenne vue par les arrivées (*customer average*). Dans un système de taille K, une autre moyenne temporelle, la probabilité de saturation $P\{W_t^K = K\}$, est parfois utilisée comme critère de QS au lieu de la proportion de cellules perdues P_{loss} (Bisdikian et al., 1993). Il s'agit de la proportion du temps où le

système est plein (la fameuse '*time congestion*'). Pour les systèmes jouissant de la propriété ASTA (*Arrivals see time averages*) cette quantité est égale à la probabilité de perte, mais ce n'est pas le cas en général. Par ailleurs, le calcul de cette probabilité est généralement d'une complexité comparable à celle de P_{loss}, puisque dans les deux cas on se heurte au même type de difficultés liées aux systèmes à capacité finie. Nous n'avons pas exploité cet indicateur de performance dans ce travail, car pour les sources intermittentes, cet indicateur est généralement inférieur à la probabilité de perte cellule (Kaufman, 1994).

Lorsque les sources superposées dans un multiplex sont de type intermittent, il est connu que le comportement de la file se décompose en deux échelles bien distinctes: les composantes 'cellules' et 'rafales'. Elles sont souvent modélisées séparément pour diminuer la complexité (Roberts, 1992; Norros et al., 1991; Kroner et al., 1990). Les modèles de niveau fluide sont particulièrement bien adaptés à l'étude du comportement de la composante 'rafale' de la file qui apparaît lorsque le débit d'arrivée instantané dépasse la capacité de service du multiplex. Un modèle fluide ne tient pas compte des arrivées discrètes de cellules ATM, mais les changements dans le débit d'arrivée instantané sont modélisés avec précision; le travail arrive au multiplex de façon continue, comme un liquide, à un certain débit qui est constant, et est servi de la même manière. Il est donc naturellement impossible dans ce cas de calculer une proportion de cellules perdues et d'autres indicateurs de performance sont utilisés. L'approximation fluide en elle-même doit être considérée comme optimiste par rapport au système réel car elle néglige la contribution à la file d'attente des phénomènes liés à l'arrivée simultanée de cellules (Norros et al., 1991).

Les modèles fluides sont, soit dépourvus de tampon, soit munis d'un tampon de taille infinie. Dans le cas où le système est de taille infinie, la mesure de performance la plus naturelle est la probabilité que le niveau de fluide dans le système, noté l, dépasse un seuil x: $q(x) = P\{l > x\}$; et cette mesure est largement utilisée comme approximation de P_{loss}. Les différences entre P_{loss}, comme proportion des cellules perdues dans le multiplex ATM et $q(x)$, dans le système fluide sont dues à trois causes:

1. l'approximation fluide;
2. l'étude d'un système infini;
3. l'utilisation d'une moyenne temporelle à la place d'une moyenne aux instants d'arrivée.

Pour un système sans tampon, deux indicateurs de performances se disputent la faveur des évaluateurs: appelons-les la proportion de fluide perdu, P^f_{loss} (f pour fluide) et la probabilité de saturation, P_{sat}. Cette dernière est la proportion du temps où le débit d'arrivée excède le débit de sortie. En dénotant le débit d'arrivée instantané par Λ_t, pour un débit de sortie de capacité C, la forme générale de P^f_{loss} fluide s'écrit

$$P^f_{loss} = \frac{E\{\Lambda_t - C\}^+}{E\{\Lambda_t\}}, \tag{3.6}$$

alors que P_{sat} s'exprime comme suit

$$P_{sat} = P\{\Lambda_t > C\}. \tag{3.7}$$

La probabilité de saturation P_{sat} a été très souvent utilisée comme critère de performance (Griffith, 1990; Hui, 1988; Elwalid et al., 1995) car elle dépend uniquement de la distribution stationnaire du débit instantané Λ_t du processus d'arrivée, et est un peu plus simple à évaluer que ne l'est P^f_{loss} fluide. La proportion de fluide perdu (et même P_{sat}) est souvent assimilée à la probabilité de perte cellule P^f_{loss}. Nous effectuerons plus loin

(sections 3.2.5 et 3.2.6) une comparaison entre ces différents indicateurs de performance et la probabilité de perte cellule pour les modèles qui nous intéressent particulièrement dans cette étude.

Les sous-sections suivantes contiennent une brève description des modèles analytiques fréquemment utilisés pour estimer la probabilité de perte cellule d'une superposition de flux correspondant à des trafics de type pire cas dans un multiplex ATM. Nous distinguons dans quels cas ces modèles sont les plus utiles et indiquons la correspondance entre les paramètres de trafic des *GCRA* et les paramètres du modèle. Certains des modèles sont comparés et validés par rapport à la probabilité de perte cellule, le *CLR*. Nous avons, en outre, effectué une comparaison de la complexité de ces modèles, dont nous donnons les résultats en termes très généraux. Notons que cette complexité est une première évaluation sur la base du calcul seul, la complexité finale étant tributaire naturellement de l'efficacité de l'implémentation (traitement numérique, choix des algorithmes, etc.).

Nous décrivons, dans un premier temps, le mode déterministe, c'est-à-dire le mode DBR (section 3.2.3), puis deux versions possibles du mode statistique, c'est-à-dire le mode SBR (sections 3.2.5 et 3.2.6).

3.2.3 Multiplexage en mode DBR

Cette capacité de transfert est prévue pour les sources à débit constant ou qui sont très sensibles au délai. Il est à noter qu'une connexion en mode DBR n'est pas systématiquement à débit constant; une source VBR pourrait utiliser ce mode si elle requiert des garanties de QS fermes, par exemple, ou s'il n'est pas possible de la caractériser autrement que par un débit crête. Une connexion en mode DBR est caractérisée par les deux paramètres d'un mécanisme $GCRA(T_{PCR}, \tau_{PCR})$, qui

surveille le débit crête (Peak Cell Rate, $PCR = 1/T_{PCR}$) à l'intérieur d'une tolérance de gigue (Cell Delay Variation Tolerance, $CDVT = \tau_{PCR}$). Le problème de déterminer des paramètres de *PCR* et de *CDVT* appropriés pour une connexion a été étudié par (Gravey et Blaabjerg, 1994) qui décrivent plusieurs méthodes pour ce faire.

Le type de trafic de type pire cas à considérer dans l'allocation de ressourcesdépend de la tolérance à la gigue et de la présence d'une fonction d'espacement au débit crête. Etudions, dans un premier temps, le cas où les sources sont espacées au débit crête déclaré. Cette discussion est pour l'essentiel, un résumé de l'Annexe 1.

Connexions espacées au débit crête

Pire cas de trafic correspondant

Si la source est soumise à un espacement au débit crête, le phénomène d'agglomération dû à la gigue est réduit et seule subsiste une dispersion résiduelle. Le

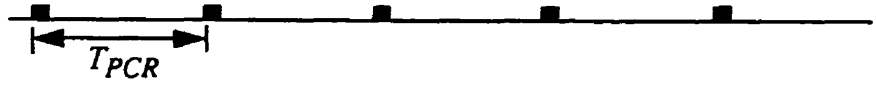


Figure 3.3 Source espacée au débit crête PCR

pire cas de trafic correspondant à une source espacée est un trafic déterministe périodique de période T_{PCR}, où T_{PCR} est l'inverse du *PCR* déclaré. En général, les flux composant une superposition de connexions DBR peuvent naturellement être de période différente. Dans les modèles qui suivent, les sources sont supposées être indépendantes; elles sont périodiques et l'aspect aléatoire du modèle, provient du fait que l'instant de démarrage de chaque source est distribué uniformément sur sa période.

Description des modèles

Décrivons succintement les modèles appropriés à l'analyse d'une superposition de sources déterministes espacées, dont la liste est donnée par le tableau 3.1. Le cas

Tableau 3.1: Modèle pour multiplexage de trafic espacé en mode DBR

Modèle	Taille du tampon	Niveau de modélisation	Sources Hétérogènes	Type de calcul	Complexité
$N*D/D/1$	Infinie	Cellule	Non	Exact	$O(N^2)$
$N*D/D/1/K$	Finie	Cellule	Non	Exact	$O(N^3)$
$\sum N_i*D_i/D/1$	Infinie	Cellule	Oui	Bornes et approximations	$O((\sum_i N_i)^3)$
$M/D/1$	Infinie	Cellule	Oui	Exact $N \rightarrow \infty$	$O(1)$

général de sources DBR lissées au débit crête peut être représenté par la superposition de sources périodiques hétérogènes, les N_i sources de type i étant caractérisées par une période D_i. Le cas où le tampon est de taille limitée à K places n'a pas été résolu à cause de sa complexité. Le modèle plus simple de la file équivalente avec tampon infini, soit la $\sum N_i*D_i/D/1$, a cependant été étudié par (Virtamo et Roberts, 1989; Roberts et Virtamo, 1991; Norros et al., 1991), donnant lieu à plusieurs bornes et approximations de complexité et précision variées. Un aperçu de ces méthodes est disponible dans (COST, 1992). La résolution de ce type de modèle est, dans l'ensemble, plutôt laborieuse. Toutefois, les résultats empiriques indiquent que la distribution complémentaire de la longueur de la file, $Q(x)$, peut être bornée pour la file $\sum N_i*D_i/D/1$ en utilisant le modèle d'une superposition de sources homogènes, la $N*D/D/1$, ou plus simplement encore, la file $M/D/1$ où le processus d'arrivée est un processus de Poisson de même charge ($\rho = \sum N_i/D_i$) que la superposition des sources déterministes (Roberts et

Virtamo, 1991). Ainsi, une borne supérieure à la fonction $Q(x)$ de la file $\sum N_i * D_i / D / 1$ est obtenue en prenant $Q(x)$ pour un système homogène $N * D / D / 1$ de même charge, avec $\rho = \sum N_i / D_i$, et $D = max\{D_i\}$.

La superposition de sources homogènes dans un tampon de taille finie a été résolue exactement. Le modèle de la $N * D / D / 1 / K$ correspond au cas d'une superposition de N sources déterministes de période identique D. On suppose que les sources démarrent aléatoirement, et que le démarrage est uniformément distribué sur la période. Ce modèle a été résolu exactement de façon récursive par (Cidon et Sidi, 1989) pour $\rho < 1$ et par (Hubner, 1990) pour $\rho > 1$; toutefois, la résolution numérique du modèle est assez laborieuse, à cause de la complexité de calcul et des problèmes de précision.

Le calcul de la distribution de $Q(x)$ dans le système à tampon infini est nettement plus simple, et $Q(x)$ est, dans ce cas particulier, très simplement reliée à la probabilité de perte cellule P_{loss}. La distribution complémentaire du temps d'attente virtuel $Q(x)$ dans la file $N * D / D / 1$ peut être calculée par la méthode de Benes (Roberts et Virtamo, 1991), qui aboutit à:

$$Q(x) = \sum_{x < n \le N} \binom{N}{n} \left(\frac{n-x}{D}\right)^{n} \left(1 - \frac{n-x}{D}\right)^{N-n} \left(\frac{D-N+x}{D-n+x}\right) \qquad (3.8)$$

A partir de 3.8, on peut borner la probabilité de perte cellule de façon simple:

$$P_{loss} \le \frac{1}{\rho} \cdot Q(K), \qquad (3.9)$$

K étant un entier dénombrant le nombre total de places dans le système (Wong, 1990). Cette expression donne une borne assez serrée, pour une complexité très raisonnable (COST, 1992). A titre de comparaison, signalons que la file $M/D/1$ représente un cas limite pour la file $N * D / D / 1$, correspondant au nombre de sources à multiplexer et à la

période des sources devenant très grands (N supérieur à 5000, par exemple). Ce modèle peut donc être utilisé pour dimensionner les tampons de façon conservative, lorsque les connexions sont espacées à leur débit crête. La complexité de ce modèle est entièrement déterminée par la valeur de x, la longueur de la file.

Allocation de ressources pour le mode DBR avec espacement

D'une certaine façon, on ne peut pas exactement parler de pire cas de trafic pour des trafics déterministes périodiques. En effet, bien que ce patron corresponde au comportement d'une source qui émet autant de cellules qu'elle le peut, en conformité avec le mécanisme de *GCRA*, l'on néglige la gigue résiduelle ainsi que la gigue subie par le flux dans les étages de multiplexage suivants. La *M/D/1* permet toutefois d'obtenir pour des sources espacées au débit crête, un dimensionnement de tampon conservatif, même en tenant compte de cette gigue résiduelle. Cette méthode donne généralement une taille de tampon inférieure à 100 cellules pour un objectif de perte $P_{loss} = 10^{-10}$ et une charge admissible de l'ordre de 0.8, ce qui est compatible avec les contraintes sur la *CDV* inhérentes aux applications temps réel (CBR ou VBR) pour lesquelles le mode DBR est approprié (Gravey et al., 1997).

Etudions ce que deviennent les pires cas de trafic, et les modèles correspondants, en l'absence de la fonction d'espacement.

Connexions non-espacées

Pire cas de trafic sans espacement

Dans un réseau ATM pour lequel la fonction d'espacement à l'UNI n'est pas en vigueur, le pire cas de trafic conforme n'est plus une source déterministe émettant à intervalles constants. Plusieurs cellules peuvent être émises consécutivement au débit du lien d'accès par la source, en conformité avec le mécanisme de *GCRA*. Le débit crête

PCR devient en quelque sorte un débit moyen à court terme. Le pire cas de trafic à considérer consiste alors en une alternance de rafale au débit du serveur, suivie d'une période d'inactivité telle que le débit moyen de la connexion est égal au *PCR*. Le nombre de cellules consécutives dépend de la valeur de la tolérance de gigue. La longueur maximale de la rafale conforme, au débit du serveur, est donnée par le *MBS*, qui dépend des paramètres du *GCRA* de la façon suivante:

$$MBS = \left\lfloor 1 + \frac{\tau_{PCR}}{T_{PCR} - 1} \right\rfloor. \tag{3.10}$$

On a choisi ici le temps cellule comme unité de temps. La possibilité de rafales au débit du lien existe donc pour $\tau_{PCR} \geq T_{PCR} - 1$. Une source de ce type est représentée à la figure 3.4. La longueur du silence se calcule à l'aide de $SL = \lceil MBS \times T_{PCR} \rceil - MBS$.

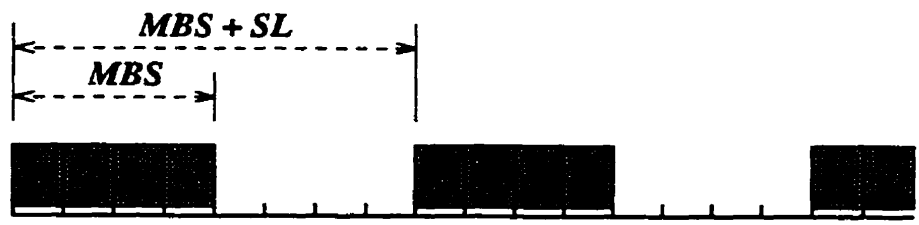


Figure 3.4 Pire cas de trafic pour le multiplexage en mode DBR de trafic non espacé

Description des modèles

Dans ce type de modèle, une source de type i est caractérisée par sa période D_i, $D_i = MBS_i \times T_{PCR_i}$ et sa rafale de longueur $b_i = MBS_i$, qui est suivie d'un silence tel que $SL_i = D_i - b_i$. Dans le cas d'une superposition de sources homogènes, plusieurs modèles sont disponibles dans la littérature pour calculer la distribution complémentaire de la longueur de la file. Le cas de la file à tampon fini n'a pas été résolu, mais des résultats existent pour le cas de la file infinie. Certains de ces modèles sont exacts, d'autres sont des approximations de complexité et de précision variables. Les caractéristiques de ces modèles sont décrites au tableau 3.2. Les modèles sont

applicables pour différentes valeurs du rapport entre le débit du lien de sortie, C, et le débit d'arrivée des cellules, ici égal au débit du lien d'accès, h. Dénotons ce rapport par $c = C/h$. Nous nous intéressons, dans cette section, au cas particulier de trafic de type pire cas pour lequel $c \leq 1$. Notons que ces modèles sont aussi applicables à des sources à débit variable espacées à leur débit crête ($h = PCR$), dont le PCR est supérieur ou égal au débit de service C.

Le cas $c < 1$ est d'un intérêt pratique particulier: en effet, dans les équipements ATM disponibles actuellement sur le marché, le débit d'un lien d'accès peut être supérieur à celui du lien de sortie (Gravey et al., 1995). Pour $c = 1$, et dans le cas d'arrivées discrètes, le modèle développé pour la file $N*WCT/D/1$ par (García et al., 1994) permet un calcul exact de $Q(x)$ pour une superposition homogène de sources intermittentes, telles qu'illustrées à la figure 3.4 (le sigle WCT est utilisé par les auteurs pour désigner ce type de sources). Les mêmes auteurs ont, par ailleurs, étudié une version fluide de ce modèle, valide pour $c < 1$. Une alternative à cette méthode d'analyse a été fournie par (Cidon et al., 1994). Ces auteurs ont analysé, à l'aide de la théorie des urnes, le même modèle $N*WCT/D/1$ pour le cas où les arrivées de cellules sont discrètes, et également pour un modèle fluide où les rafales arrivent de façon continue. Dans les deux cas, la vitesse de transmission du lien d'accès est égale à celle du lien de sortie, donc $c = 1$. C'est un modèle d'une complexité de calcul relativement élevée. Cette méthode est applicable à des superpositions hétérogènes où les longueurs de rafales sont différentes, pour le cas particulier d'une superposition de deux types de sources de même période, mais le calcul de $Q(x)$ est encore plus laborieux. Dans (Roberts et al., 1993), les auteurs analysent le multiplex ATM à partir d'un modèle fluide et à l'aide d'une méthode approchée utilisant l'approche de Benes ainsi qu'une application de la loi des grands nombres (nous reviendrons sur ce modèle à la section 3.2.6). Cette méthode est

applicable à toutes les valeurs de c; elle n'est toutefois pas très précise lorsque $c < 1$. Il est à noter que la complexité de calcul de cette méthode est proportionnelle au rapport c et indépendante de N. Elle implique, en revanche, un certain nombre d'opérations numériques (dont la complexité est, toutefois, indépendante des paramètres de trafic).

Tableau 3.2: Modèle pour multiplexage de trafic pire cas en mode DBR sans espacement

Modèle	Sources Hétéogènes	Niveau de modélisation	Rapport C/h	Type de calcul	Complexité
$N*D/D/1$ rafale	Non	Rafale - discrète	$c \rightarrow 0$	Exact - cas limite	$O(N^2)$
$\sum N_i*D_i/D/1$ rafale	Oui	Rafale - discrète	$c \rightarrow 0$	Approx. - cas limite	$O(N^3)$
$N*WCT/D/1$	Non	Cellule	$c = 1$	Exact	$O(N^3MBS^2)$
$N*WCT/D/1$	Non	Fluide	$c \leq 1$	Exact	$O(N^3)$
Cidon et al.	MBS diff.	Cellule	$c = 1$	Exact	$O(N^3MBS^2)$
Cidon et al.	MBS diff.	Fluide	$c = 1$	Exact	$O(N^3)$
Roberts et al.	Non	Fluide	$\forall c$	Borne sup fluide	$O(c)$

La méthode la plus simple et la plus efficace pour traiter le cas $c < 1$ consiste à notre avis, à utiliser les résultats de la file $N*D/D/1$, qui représente un cas limite par rapport au système $N*WCT/D/1$. En effet, dans la file $N*D/D/1$, les arrivées sont instantanées, et l'on peut considérer qu'une arrivée représente une rafale entière, le rapport c tendant vers 0 (Ramamurthy et Dighe, 1991). On peut borner la distribution $Q(x)$ de la file $N*WCT/D/1$ par celle du système à arrivées groupées. Notons le temps d'attente virtuel dans le système à arrivés groupées de b cellules, W_t^b; et W_t, le temps d'attente virtuel de la file $N*D/D/1$. Si la période du système groupé est égale à

$D = D_b/b$, où D_b est la période du système $N*WCT/D/1$ correspondant, alors la distribution du temps d'attente virtuel du système à arrivées groupées est obtenue à partir de celui d'un système $N*D/D/1$ de période D à l'aide de l'équation 3.11:

$$P\{W_t^b > bx\} = P\{W_t > x\}. \tag{3.11}$$

Autrement dit, pour un dimensionnement de la file à arrivées groupées, on applique les résultats de la file $N*D/D/1$ (équation 3.8) en considérant que la taille du tampon est obtenue en unités de rafales. Cette approche peut être adaptée aux sources dont le débit crête *PCR* est différent, par le biais de la file $\sum N_i*D_i/D/1$ (COST, 1996).

Comparaisons de la précision des modèles par rapport à la perte cellule

Dans cette section, nous présentons une comparaison entre les différents modèles et la probabilité de perte cellule obtenue par simulation pour évaluer leur précision relative. Quatre modèles sont comparés pour le cas $c = 1$ et une superposition de sources homogènes: le modèle exact discret et le modèle exact fluide de (García et al., 1994) pour la $N*WCT/D/1$, l'approximation fluide avec borne de Benes de (Roberts et al., 1993) et la $N*D/D/1$ avec arrivées groupées. Nous avons également obtenu par simulation la probabilité de perte cellule, notée *CLR*, dans un système à tampon fini. L'indicateur de performance apparaissant en ordonnée dépend du modèle (*CLR* ou $Q(x)$, selon le cas). Dans l'exemple de la figure 3.5, le nombre de sources superposées est $N_s = 10$; une source émet pendant sa période active 3 cellules consécutives, suivies d'un silence d'une durée de 42 temps cellule. Nous constatons que les modèles $N*D/D/1$ et $N*WCT/D/1$ discret fournissent dans ce cas des bornes supérieures sur la probabilité de perte, obtenue par simulation, alors que l'approximation fluide est optimiste par rapport à la perte réelle. Notons, par ailleurs, que les courbes des deux

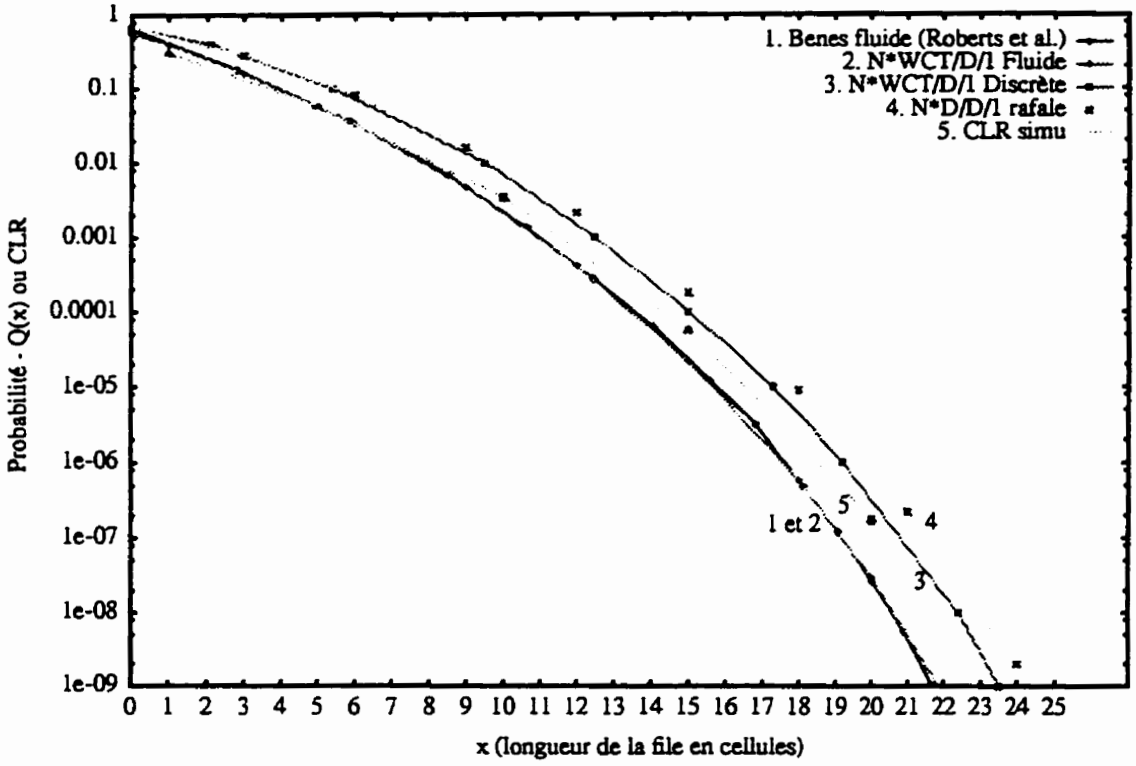


Figure 3.5 Modèles pour le multiplexage en mode DBR avec rafales au débit du lien et perte cellule; MBS=3, PCR =1/15, N_s =10

modèles fluides, le modèle exact (García et al., 1994) et le modèle de (Roberts, 1993) sont pratiquement superposées. L'approche de (Roberts, 1993) donne donc une excellente approximation du système fluide.

La figure 3.6 représente la comparaison entre les mêmes modèles (excepté le modèle fluide exact), mais pour des sources légèrement différentes, et illustre l'impact de la longueur des rafales sur la précision relative des modèles. La charge totale du système, $\rho = N_s \cdot PCR$ et le PCR déclaré sont maintenus constants à 0.8 et à 0.04, respectivement; seules la longueur des rafales et la période des sources changent. Les longueurs de rafales sont de 5, 10 et 20 cellules. Il est clair que la longueur des rafales a un impact très important sur la taille de tampon nécessaire pour garantir une certaine probabilité $Q(x)$; remarquons également que pour une probabilité fixée, cette longueur

est approximativement proportionnelle à la longueur des rafales maximales. Les trois

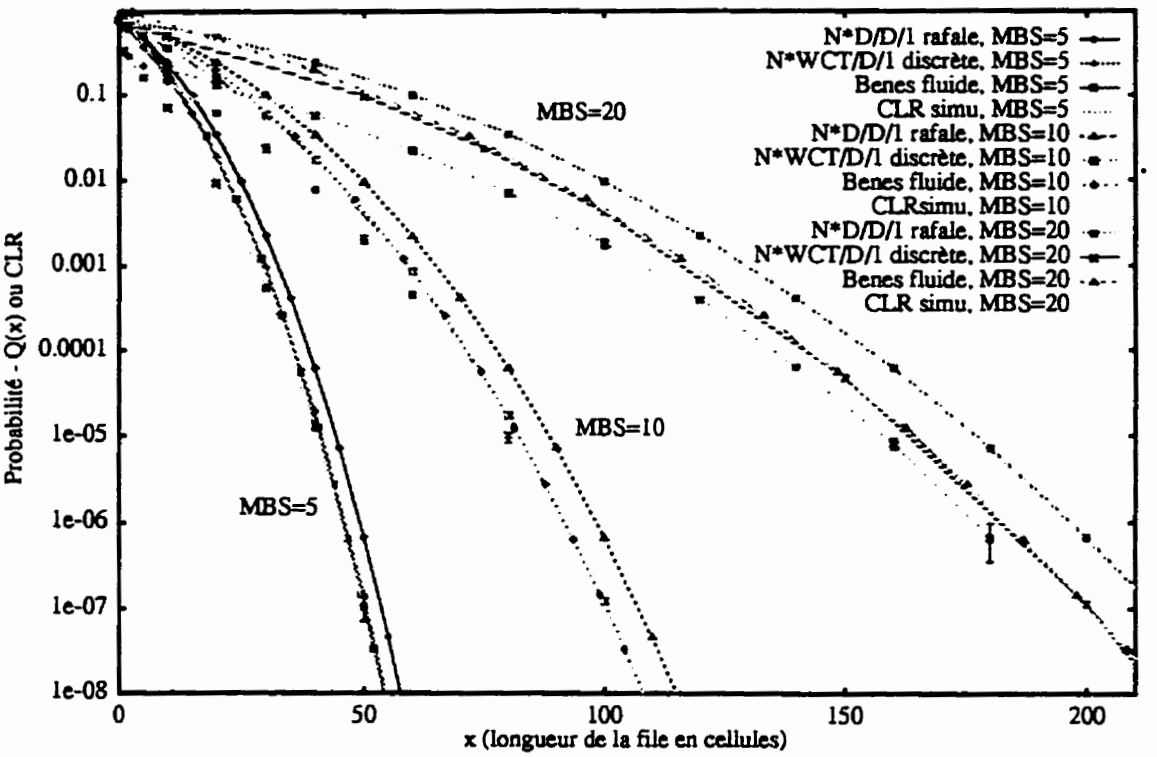


Figure 3.6 Comparaison entre modèles pour pire cas de trafic et perte cellule, ρ=0.8, N_S=20, *PCR*=0.04

modèles décrits donnent bien une borne sur la probabilité de perte cellule. Notons également que les courbes du modèle exact discret et du modèle fluide avec approximation de Benes sont presque superposées. Dans cet exemple, l'approximation fluide n'entraîne pas de sous-estimation marquée de $Q(x)$ par rapport au système discret pour les trois longueurs de rafales considérées, et constitue même une borne supérieure par rapport à la perte cellule dans le système à taille de tampon limitée. Le fait que l'approximation fluide donne à peu près les mêmes résultats que le système discret (alors qu'en principe l'hypothèse fluide est optimiste par rapport au système discret correspondant) est probablement attribuable à l'hypothèse de linéarité du tampon en fonction de la longueur des rafales, qui va dans le sens conservatif. On peut constater en

effet, sur une figure à l'échelle plus petite, que pour $MBS = 5$, la fonction $Q(x)$ exacte pour le système infini est légèrement plus grande que celle donnée par l'approximation fluide, alors que pour $MBS = 20$ la situation est inversée.

Nous pouvons retenir de cette comparaison des modèles pour le multiplexage en mode DBR sans espacement, que:

1. La file $N*D/D/1$ à arrivées groupées est une borne supérieure de la probabilité de perte, dont le calcul est simple, ce qui la rend très attrayante pour traiter le cas $c \leq 1$ car c'est un excellent compromis entre complexité et précision;
2. Le modèle de (Roberts et al., 1993) constitue une excellente approximation de $Q(x)$ pour le système fluide;
3. $Q(x)$ pour le système fluide semble être une borne supérieure sur la probabilité de perte cellule, à partir du moment où la longueur de rafale excède un certain seuil.

Voyons à présent ce que l'on peut déduire de ces modèles pour l'allocation des ressources sur la base de trafics dits du pire cas, en mode DBR.

Allocation des ressources en mode DBR

L'allocation des ressources en mode DBR a fait l'objet d'un nombre important d'études, notamment dans le cadre du COST. Il existe donc déjà une quantité importante de résultats à ce sujet. Nous rappelons certains résultats ici pour compléter notre discussion.

Dans le cas des sources espacées à leur débit crête, il est connu (COST, 1996; Gravey et al., 1997) que l'allocation des ressources peut s'opérer d'une façon très simple, sur la base du PCR seulement. Il suffit, en effet, de dimensionner le tampon pour un objectif de perte donné, en supposant un processus d'arrivées distribué suivant la loi de Poisson, c'est-à-dire par le biais de la file $M/D/1$ ou $M/D/1/K$. Cette méthode

donne généralement une taille de tampon inférieure à 100 cellules pour une contrainte de perte $P_{loss} = 10^{-10}$. Un tampon de cette taille est compatible avec les contraintes sur la *CDV* inhérentes aux applications temps réel pour lesquelles le mode DBR est approprié.

L'allocation des ressources a lieu ensuite sur la base du *PCR*, par rapport à une capacité de référence. Par exemple, un tampon de taille 48 cellules permet d'accepter une charge de 0.8 si les arrivées sont de Poisson, pour un estimé de la probabilité de perte *Q(B)* égal à 10^{-9}. Si le multiplex possède un débit de transmission nominal égal à *C*, alors $c = 0.8C$, est retenu comme débit de référence. On peut charger le multiplex jusqu'à concurrence de cette limite, tout en étant certain de respecter la contrainte sur le *CLR*:

$$\sum_i PCR_i \leq c. \tag{3.12}$$

Il se trouve que le dimensionnement obtenu par cette méthode est conservatif non seulement sur un seul noeud, mais également pour tout le réseau sous certaines conditions (Boyer et al., 1992; Gravey et Blaabjerg, 1994; COST, 1996), car il est connu empiriquement, qu'un processus de Poisson représente un cas limite d'une superposition de flux préalablement espacés ayant subi la traversée de plusieurs étages de multiplexage. L'espacement permet donc d'atteindre des utilisations élevées, pour les tailles de mémoires envisagées qui sont habituellement de l'ordre de 100 cellules.

En l'absence de la fonction d'espacement au débit crête, il faut tenir compte de la présence éventuelle de rafales au débit du lien d'accès. Nous avons utilisé le modèle de la $N*D/D/1$ pour évaluer l'impact des rafales sur l'allocation des ressources en mode DBR. Notons ρ_ε, l'utilisation maximale du système, et N_ε^{max}, le nombre de sources admissibles, pour $CLR \leq \varepsilon$. La figure 3.7 montre l'impact de la présence de rafales au débit du lien sur la charge admissible, en fonction de *MBS*, pour deux

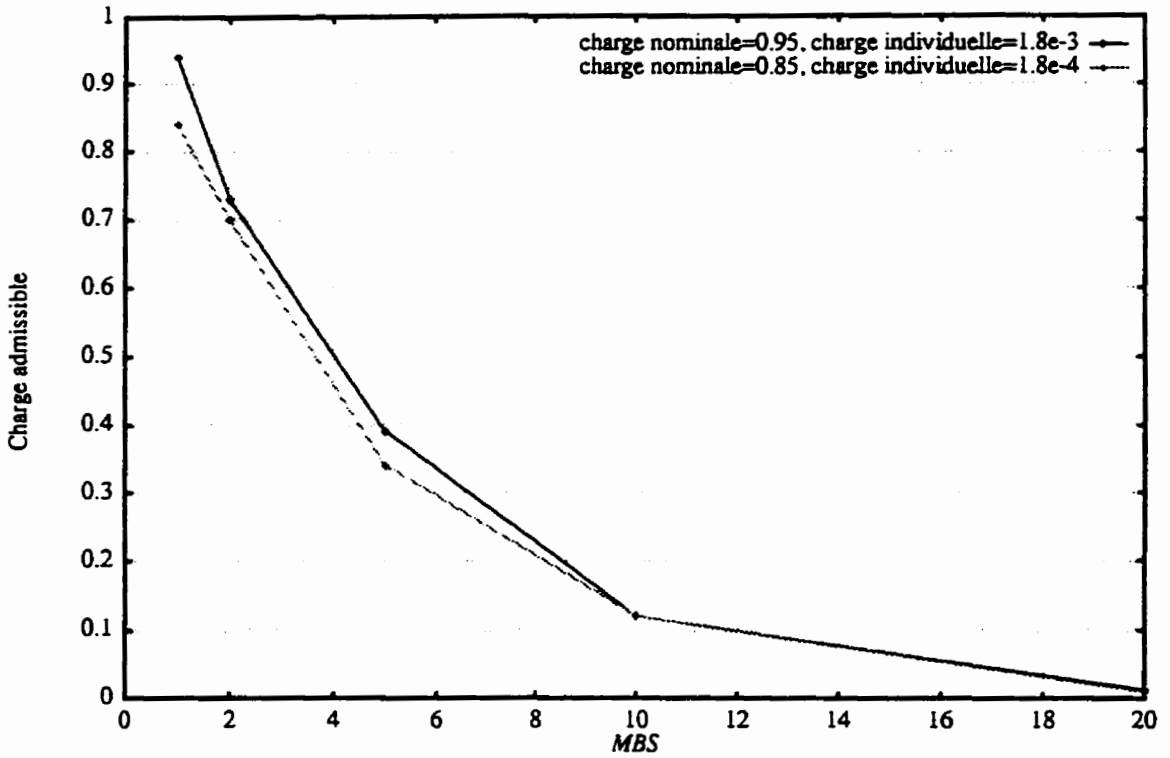


Figure 3.7 Impact des rafales au débit du lien sur la charge admissible en fonction de *MBS*; B=64, $Q(B)$=10^{-10}

exemples. Le tampon est de 64 places cellules, le *CLR* est estimé à 10^{-10}, et dans les deux cas la charge individuelle d'une source est fixée. Il est clair qu'à partir d'une longueur de rafale supérieure à deux cellules, la charge admissible diminue rapidement. Dans les exemples présentés, la charge admissible, lorsque l'on tient compte de sources espacées conformément au débit crête déclaré, est de 0.85 et de 0.95 respectivement; cette charge admissible diminue à une valeur juste supérieure à 0.1 dans les deux cas, dès que la longueur de rafale atteint 10 cellules, et à environ 0.02 pour une rafale de 20 cellules! Ces résultats démontrent sans équivoque l'impact dramatique des rafales au débit du lien sur l'utilisation du réseau, ainsi que la pertinence d'éliminer, ou du moins de limiter, ces rafales, soit par un espacement au débit crête déclaré, soit en limitant la

tolérance de gigue de manière à rendre le *MBS* très faible. Par ailleurs, notons que la présence de rafales au débit du lien complique l'allocation des ressources pour le mode DBR puisqu'il faut alors tenir compte de la *CDVT* et non uniquement du débit crête.

Il semble donc que, dans le cas d'une allocation des ressources en mode DBR, l'admission de trafic non-espacés dans le réseau ne permette pas d'obtenir des utilisations intéressantes, compte tenu des tailles de tampons limitées qui sont envisagées pour permettre aux applications temps réel de fonctionner. Ces résultats confirment l'importance de la fonction d'espacement des cellules si l'on veut obtenir une utilisation raisonnable (Boyer et al., 1992; Roberts et Guillemin, 1992) car l'impact de rafales au débit du lien d'accès est dévastateur sur l'utilisation du réseau.

Dans la prochaine section, nous passons en revue les modèles de multiplexage en mode statistique, c'est-à-dire en mode SBR.

3.2.4 Multiplexage en mode SBR

Pires cas de trafic

En mode SBR, les sources sont caractérisées par quatre paramètres, T_{PCR} et τ_{PCR}, les deux derniers étant T_{SCR} et τ_{SCR}, également définis en relation avec un mécanisme de *GCRA*. L'inverse du paramètre T_{SCR}, soit $1/T_{SCR}$ définit le débit soutenu ou *SCR* (*Sustainable Cell Rate*), et le paramètre τ_{SCR} est défini, quant à lui, par $\tau_{SCR} = \tau_{IBT} + \tau'$, où τ_{IBT} désigne l'*IBT* (*Intrinsic Burst Tolerance*) et τ' peut être considéré comme une tolérance de gigue de niveau rafale. Cette tolérance est nécessaire parce que la longueur de la rafale maximale que la source peut émettre à son débit crêtre (correspondant à l'*IBT*) pourrait être affectée par la *CDV*, et c'est la longueur résultante

qui doit être prise en compte à l'entrée du réseau. La façon optimale de choisir ces paramètres en fonction des caractéristiques d'une source demeure un problème ouvert, à ce sujet on pourra consulter (Rosenberg et Hébuterne, 1994) et (Guillemin et al., 1995).

Le paramètre de *SCR* peut être considéré comme une borne supérieure sur le débit moyen de la source, alors que le paramètre τ_{SCR} permet de limiter la rafale maximale pouvant être transmise au débit crête déclaré. Les quatre paramètres de trafic caractérisant une connexion en mode SBR permettent de définir un trafic de type pire cas qui dépend, comme à la section précédente, de la présence d'espacement au débit crête. Dans les deux cas, la source de type pire cas émet ses cellules selon une séquence périodique de périodes actives et inactives de durée fixe en alternance, mais avec une différence majeure selon que la fonction d'espacement est présente ou non lors de l'émission des cellules pendant la période active.

Dans le cas où aucun espacement n'est effectué, le trafic à considérer pour l'allocation pire cas est alors constitué de rafales à deux niveaux, c'est-à-dire que la période active est constituée de rafales au débit du lien suivies de silence, de telle sorte que le débit moyen pendant la période active est égal au *PCR* déclaré. Cette période active est suivie d'une période de silence telle que le débit moyen sur une période est égal au *SCR* déclaré. La figure 3.8 illustre ce type de trafic. Il n'existe pas à l'heure actuelle de modèle analytique permettant de traiter explicitement ce type de trafic, quoique certaines des méthodes fluides par exemple pourraient, en théorie, être adaptées. Les résultats de la partie précedente suggèrent fortement qu'il est préférable d'espacer au débit crête. C'est pourquoi nous supposons dans le reste de ce document que les sources en mode SBR sont espacées à leur débit crête déclaré pendant la durée de leur période active.

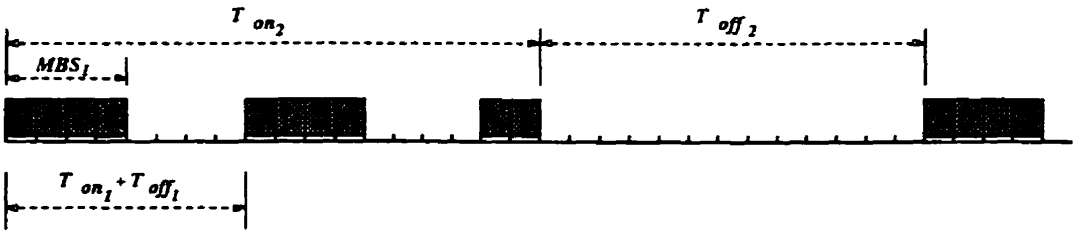


Figure 3.8 Trafic pire cas pour multiplexage en mode SBR sans espacement

Si l'on peut supposer que les connexions sont espacées à leur *PCR*, le trafic pire cas correspondant est constitué par une alternance de silences et de périodes d'activité au débit crête déclaré. Pour un *PCR* égal à $1/T_{PCR}$, le *MBS* est alors égal à

$$MBS = \left\lfloor 1 + \frac{\tau_{SCR}}{T_{SCR} - T_{PCR}} \right\rfloor. \tag{3.13}$$

Ce type de trafic est illustré par la figure 3.9. La proportion du temps où la source est active, ou probabilité d'activité d'une source, est $\alpha = SCR/PCR$. La longueur de la période active, T_{on}, est donnée par $T_{on} = MBS \cdot T_{PCR}$, et la longueur de la période silencieuse s'écrit $T_{off} = ((1-\alpha) \cdot MBS)/T_{scr}$.

L'analyse d'une superposition de sources intermittentes de ce type dans le multiplex ATM est un problème délicat auquel se sont intéressé de nombreux chercheurs (COST, 1992; Mignault et al., 1996). Cependant, aucun modèle général exact n'a encore été développé. En particulier, le traitement des sources hétérogènes est rare, et le seul

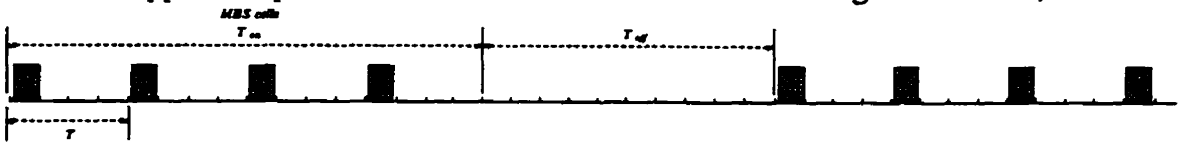


Figure 3.9 Trafic de type pire cas en mode SBR avec espacement

modèle permettant le traitement explicite d'une superposition quelconque de sources hétérogènes de ce type est le modèle sans tampon (Hui, 1988; Kelly, 1991).

Le traitement de ce type de système est assez délicat en général, et est toujours abordé par des méthodes approximatives, sauf pour certains cas particuliers très simples. La difficulté est attribuable à l'existence de corrélations à deux niveaux dans le processus d'arrivées: d'abord une corrélation négative à court terme, due à l'espacement régulier des cellules, ensuite des corrélations positives à plus long terme, dues cette fois aux arrivées se produisant en rafales. Cette double échelle de phénomènes donne lieu à une forme très caractéristique pour la fonction $Q(x)$ dans ce type de système, comme on a pu le constater à la figure 2.2. L'une des approches les plus efficaces pour analyser ce type de modèles est la décomposition: les deux échelles sont modélisées séparément, selon la composante dominante correspondant à la taille de la file sous considération (Kroner et al., 1990; Norros et al., 1991; Roberts, 1991).

Ces deux échelles de phénomènes correspondent à deux approches différentes quant à l'implémentation du multiplexage statistique en mode SBR. La congestion au niveau rafale et l'apparition de longues files dans le multiplex ATM se produisent lorsque le taux d'arrivée instantané dépasse la capacité de transmission du multiplex. Deux possibilités sont offertes pour traiter cette congestion de niveau rafale: soit l'on essaie de l'éviter en limitant la charge de sorte que le taux d'arrivée instantané ne dépasse le débit de sortie qu'avec une probabilité très faible; soit l'on doit tamponner ces rafales et les transmettre avec un délai qui peut être important vue la taille de tampon nécessaire pour atteindre une probabilité de perte de l'ordre de 10^{-10}. Dans le premier cas, le tampon peut être dimensionné avec une file *M/D/1* ou *M/D/1/K*, ce qui permet d'absorber la gigue. On parlera alors de multiplexage en mode 'rafales perdues', puisque le tampon n'est utilisé que pour absorber la gigue de niveau cellule, et non les arrivés simultanées de rafales. Lorsque le tampon est de taille importante, par exemple supérieur à 1000 cellules, les délais, et en particulier leur variabilité, peuvent ne pas être

compatibles avec les objectifs de QS prévus pour les services à temps réel. Pour cette raison, un mode d'opération à 'rafales perdues' est indiqué pour les services à temps réel, alors que pour les services pouvant supporter une variabilité du délai plus importante, un mode 'rafales tamponnées' permet d'atteindre une utilisation plus élevée. La plupart des modèles permettent de traiter un seul de ces modes.

Les modèles analytiques pertinents pour ce type de système sont énumérés au tableau 3.2. Il est à noter que dans ce cas, comme les sources sont espacées, le débit d'arrivée des cellules h correspond au PCR qu'elles ont déclaré, donc $c = C/PCR$, et ce rapport peut prendre n'importe quelle valeur. Etant donnée la présence d'une fonction d'espacement, on suppose $c \geq 1$. Certains de ces modèles permettent de modéliser le

Tableau 3.3: Modèles pour multiplexage de trafic pire cas en mode SBR

Modèle	Taille du tampon	Niveau de modélisation	Traitement des rafales	Type de calcul	Complexité
$N*D/D/1$ modulée	Infinie	Cellule	Perte	Approx. de modulation	$O(N^3)$
$M/D/1$ ou $M/D/1/K$	Infinie	Cellule	Perte	Exact - borne sup.	$O(1)$
$N*D/D/1/K$ modulée	Finie	Cellule	Perte	Approx. de modulation	$O(N^3)$
Kvols et Blaabjerg	Infinie	Cellule	Attente	Approx. et bornes	$O(N^2MBS^2)$
Hui/Kelly	Nulle	Fluide	Perte	Borne sup. ou exact fl.	$O(J)$
Roberts et al.	Infinie	Fluide	Attente	Borne sup. fluide	$O(c)$

système au niveau cellule. Lorsque la taille du tampon est petite par rapport à la taille des rafales, ce qui correspond au mode rafales perdues, il est possible d'appliquer l'approche

de modulation. Dans la file $N*D/D/1$ modulée, un processus d'arrivée déterministe, comme celui de la $N*D/D/1$, est modulé par un processus intermittent (COST, 1992). Ce modèle peut être analysé exactement dans le cas où $N \leq D$. Dans le cas général, la technique de modulation est une approximation, qui peut être appliquée à la file finie correspondante (Hubner et Tran-Gia, 1991). Notons toutefois que la file $N*D/D/1$ modulée peut être dimensionnée comme une *M/D/1* de même charge lorsque le débit d'arrivée dépasse avec une faible probabilité le débit de sortie (COST, 1992). Ces modèles donnent des résultats très conservateurs lorsque le tampon est assez grand pour emmagasiner plusieurs rafales. Dans ce cas, (Kvols et Blaabjerg, 1992) ont proposé des bornes et approximations, de précision peu satisfaisante et de complexité élevée. Une approche plus efficace, consiste à modéliser le système au niveau 'rafale' par des modèles de type fluide, ce qui repésente dans de nombreux cas un intéressant compromis entre la complexité et la précision. En effet, le nombre d'opérations devient alors indépendant de la longueur de rafale *MBS*. Des méthodes d'approximation permettent de plus une simplification supplémentaire des calculs. Deux modèles fluide de niveau rafale nous intéressent particulièrement, et font l'objet d'une description plus détaillée. Il s'agit du modèle sans tampon de (Hui, 1988; Kelly, 1991) et du modèle à tampon infini de (Roberts et al., 1993). Dans le premier cas, on suppose qu'il n'y a pas de tampon au niveau rafale; c'est-à-dire que le tampon est présent uniquement pour absorber les fluctuations dues aux arrivées simultanées de cellules, lorsque le taux d'arrivée instantané ne dépasse pas la capacité de service. Le système peut alors être modélisé comme ayant une taille de tampon nulle au niveau rafale. Le deuxième cas est à l'inverse, celui où l'on suppose que le tampon est de taille infinie, de façon à pouvoir

absorber les longues files se produisant lorsque le taux d'arrivée instantané dépasse la capacité de service pour une période de temps prolongée. Le système est, dans ce cas, à attente de niveau rafale.

Examinons les modèles permettant de traiter ces deux modes de fonctionnement SBR, respectivement aux paragraphes 3.2.4 et 3.2.5.

3.2.5 Multiplexage en mode SBR, rafales perdues

Description du modèle

L'utilisation de tampon de taille limitée (typiquement à une taille de l'ordre de 100 cellules) dans le multiplex ATM est liée à un mode de fonctionnement du réseau ATM où le multiplexage statistique des sources est réalisé en s'assurant que le débit d'arrivée instantané total à l'instant t, Λ_t (la somme des taux d'arrivées des sources actives) ne dépasse pas la capacité de transmission du multiplex (Roberts, 1991). Comme le tampon a typiquement une taille trop faible pour pouvoir absorber les arrivées de rafales simultanées en excès de la capacité de transmission, le système est dit opérant en mode 'rafales perdues' (COST, 1992).

Au niveau rafale, le système peut alors être modélisé comme ayant une taille de tampon nulle, ce qui correspond au niveau cellule, à un tampon dimensionné pour absorber les phénomènes de gigue résiduelle. Le modèle le plus utilisé pour l'étude de ce type de système, est un modèle fluide, où les sources transmettent, pendant une période active, de façon constante à leur débit crête $1/T_{PCR_i}$. On suppose qu'il n'y a aucune perte tant que le taux d'arrivée instantané est inférieur au débit de sortie ou, en d'autres mots, que le tampon est dimensionné pour une perte très faible tant que $\Lambda_t \leq C$, et que la perte est essentiellement provoquée par les phénomènes de surcharge temporaire, lorsqu'il y a dépassement de la capacité de service. Le nombre de cellules contenues

dans une rafale n'intervient pas dans ce modèle, car on suppose que la taille du tampon est très faible par rapport à la taille des rafales. Ce modèle sans tampon est aussi dit 'à ressource unique', en l'occurrence la bande passante (Hui, 1988; Kelly, 1991). C'est un modèle simple qui permet aisément le traitement des sources hétérogènes. L'une des façons de simplifier l'analyse d'un système à ressources multiples (mémoire et bande passante, par exemple) est de réduire le problème, par différentes astuces, à celui du système à ressource unique pour pouvoir en appliquer les résultats (Elwalid et al., 1995; Théberge et Mazumdar, 1996).

La performance du système peut être exprimée par deux indicateurs: la proportion de fluide perdu, P_{loss}, et la probabilité de saturation du lien, P_{sat}. Cette dernière probabilité ne dépend que de la distribution du débit instantané du processus d'arrivée. Les expressions générales de ces deux probabilités sont données par les équations 3.6 et 3.7, respectivement. Pour des sources intermittentes à deux niveaux avec N_i le nombre de sources de la classe i, la probabilité P_{sat} se calcule exactement par convolution des distributions du débit d'arrivée des différentes classes de sources. Elle est souvent approximée par la borne de Chernoff (Hui, 1988; Griffith, 1990; Elwalid et al., 1995) et est donnée exactement par l'expression

$$P_{sat} = P\{\sum_i \frac{Bin(N_i, \alpha_i)}{T_{PCR_i}} > C\} \quad . \tag{3.14}$$

où $Bin(N, \alpha)$ dénote une distribution binômiale.

C'est un modèle très intéressant du point de vue de la complexité. En effet, les indicateurs de performance (aussi bien P_{loss} que P_{sat}) peuvent aisément être évalué au moyen de la borne de Chernoff améliorée, et d'une procédure numérique de recherche de racine. Dans le cas homogène, la complexité de la procédure est indépendante des

paramètres du modèle de trafic. Pour une superposition hétérogène, la complexité de la résolution dépend du nombre de classes de trafic (noté J dans le tableau 3.2) puisque l'on doit calculer chacun des débits équivalents.

Comparons ces deux indicateurs de performance à la perte cellule obtenue par simulation, pour le cas où les sources sont de type pire cas homogène.

Comparaison à des résultats de simulation

Il est en effet intéressant de comparer les deux indicateurs de performance fluide, la proportion de fluide perdu, P_{loss}, et la probabilité de saturation du lien, P_{sat}, à la probabilité de perte cellule réelle, obtenue par simulation. Dans le cas de sources intermittentes identiques, la distribution du débit d'arrivée instantané suit la loi binômiale et $c = C \cdot T_{PCR}$ sources peuvent être servies simultanément sans perte. Il en découle

$$P_{sat} = \sum_{n=\lceil c \rceil}^{N} \binom{N}{n} \alpha^n (1-\alpha)^{N-n} \tag{3.15}$$

$$P_{loss} = \left(\frac{1}{N\alpha}\right) \sum_{c}^{N} \binom{N}{n} \alpha^n (1-\alpha)^{N-n} (n-c) \cdot \tag{3.16}$$

La figure 3.10 illustre la différence entre ces deux indicateurs de performance pour une superposition de sources homogènes, ainsi qu'avec la probabilité de perte cellule obtenue par simulation, en fonction de la charge $\rho = N\alpha/c$. Le système est muni d'un tampon de 100 cellules, les paramètres des sources sont α=0.05, MBS=150 cellules, et deux valeurs du rapport c, soient 2 et 10, sont illustrées. Lorsque le débit crête est assez faible par rapport au débit du multiplex, P_{sat} apparaît comme une borne supérieure de P_{loss} fluide; par ailleurs, les deux indicateurs de performance fournissent une borne supérieure sur la probabilité de perte cellule CLR.

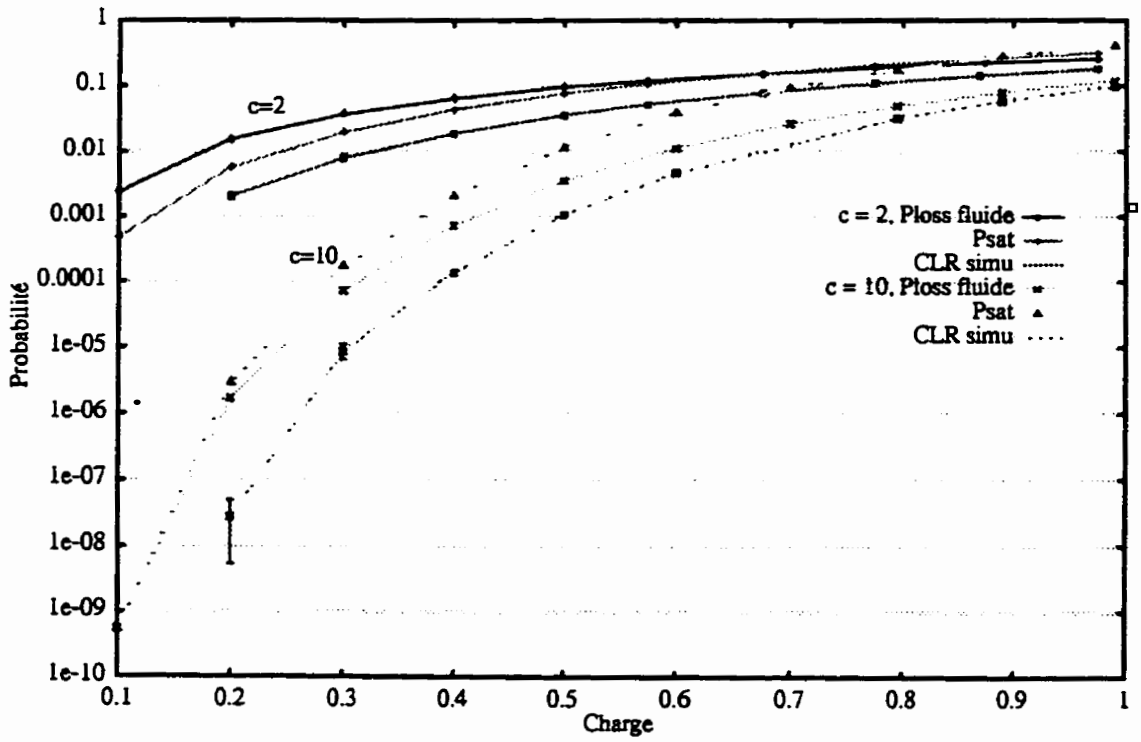


Figure 3.10 Modèle fluide sans tampon - indicateurs de performance fluides et *CLR*, en fonction de la charge offerte; α=0.05

Si le nombre de sources est grand et que le débit individuel de chacune des sources est faible par rapport au débit du multiplex, situation correspondant asymptotiquement à un processus où le débit d'arrivée obéit à une distribution Gaussienne, alors on peut montrer que, pour P_{loss} proche de 10^{-10}, $P_{loss} \approx P_{sat}/100$ (Norros et Virtamo, 1991).

Nous avons utilisé le modèle fluide sans tampon pour évaluer l'impact des paramètres de trafic sur l'allocation des ressources, lorsque le multiplexage est effectué en mode à perte de rafales. Cette étude nous permettra, entre autres, de voir pour quels types de sources, une allocation sur une base strictement préventive, en mode SBR sans tampon est intéressante du point de vue de l'utilisation.

Impact des paramètres de trafic en SBR, mode rafales perdues

Dans cette section, nous évaluons l'impact des paramètres de trafic sur

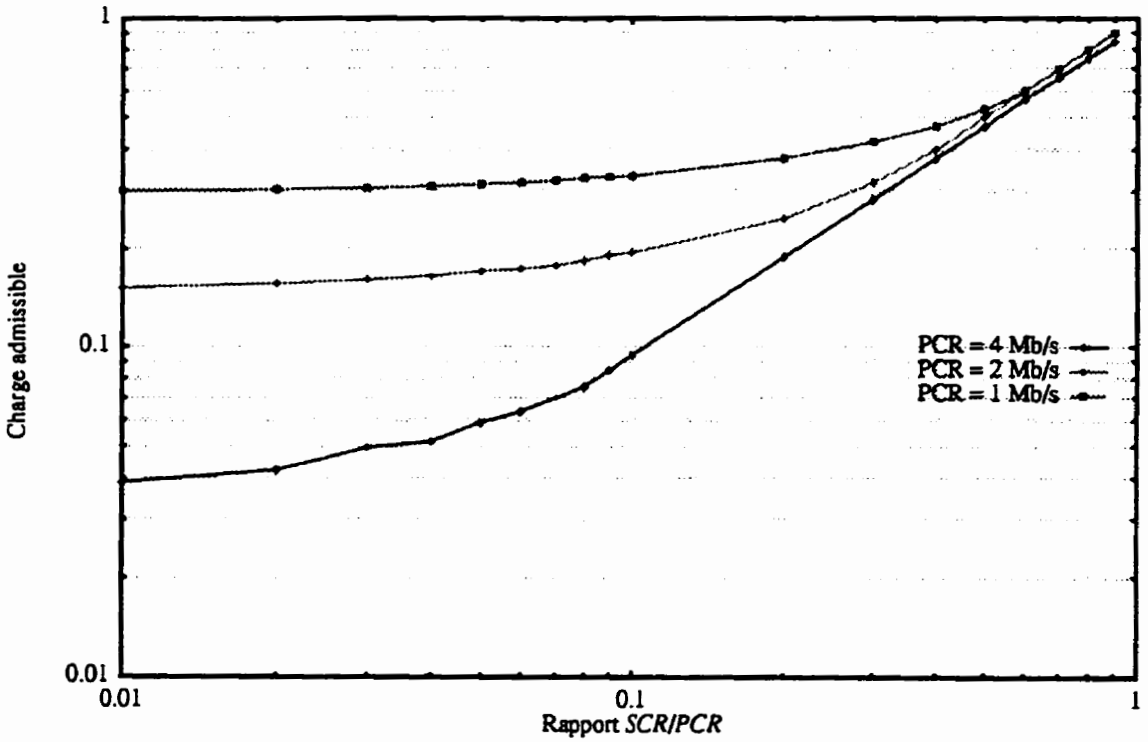


Figure 3.11 Charge admissible pour une probabilité de perte de 10^{-10}, pour différents débits crête, en mode rafales perdues; C=34 Mb/s

l'allocation des ressources en mode SBR à rafales perdues. L'indicateur de performance utilisé est la perte fluide. Les figures 3.11 et la 3.12 illustrent la charge admissible et le gain de multiplexage pour un exemple particulier. Ces résultats ont été obtenus au moyen du modèle fluide sans tampon. Le système considéré est un multiplex à 34 Mb/s, la perte fluide visée est de 10^{-10} et la charge admissible a été calculée pour trois valeurs du débit crête: 1 Mb/s, 2 Mb/s, et 4 Mb/s. Il est à noter que dans ce contexte, c'est le rapport entre le débit de transmission et le débit crête qui importe plutôt que les valeurs absolues. Les résultats illustrés sont donc valides aussi pour un multiplex de capacité C Mb/s et des

PCR qui seraient dans les rapports illustrés (1/34 *C*, 2/34 *C* etc.). Nous avons également illustré le gain de multiplexage statistique par rapport à une allocation au débit crête, que nous définissons comme $g_e = N_\varepsilon^{max} / \lfloor C / (PCR) \rfloor$.

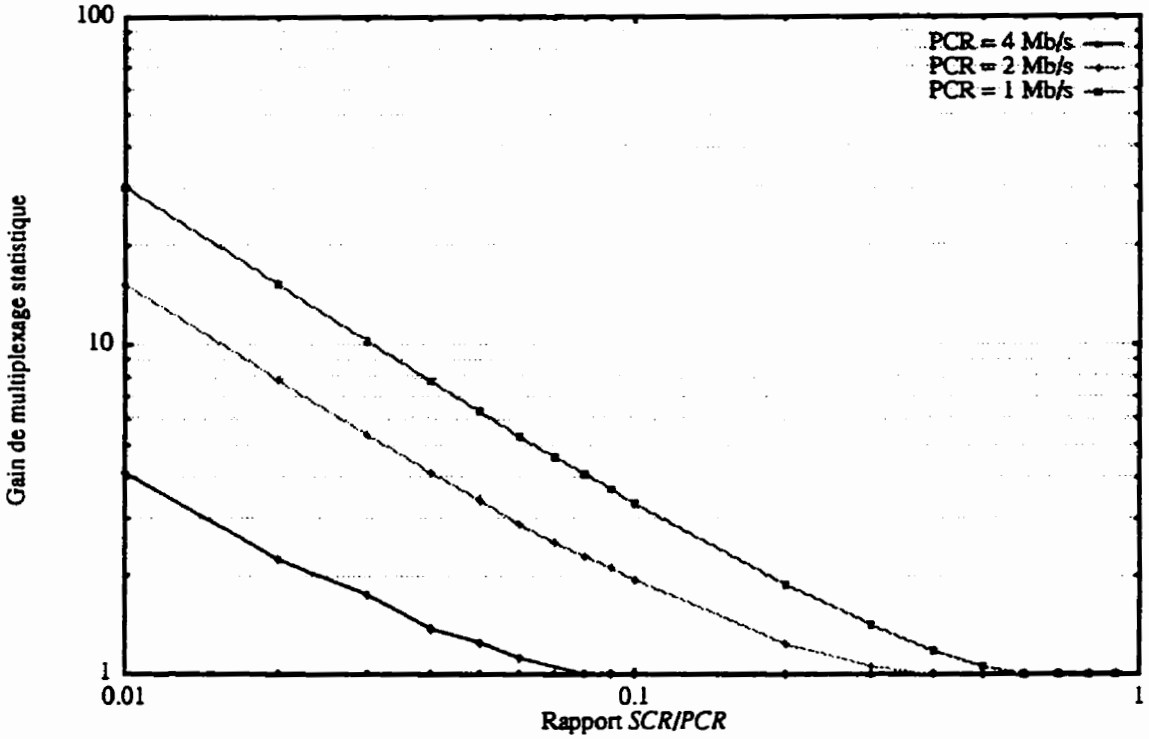


Figure 3.12 Gain de multiplexage par rapport à une allocation au débit crête pour une perte de 10^{-10}, pour différents débits crête en mode perte rafale; *C*=34 Mb/s

Effet de la rafale maximale (MBS)

Dans le contexte à perte de rafales, le paramètre τ_{SCR} n'intervient pas directement dans l'estimation de la perte, qui ne dépend que du rapport α et du *PCR*. Cependant la durée des périodes de surcharge est proportionnelle à *MBS*, qui doit donc être limitée.

Effet du débit soutenu (SCR)

L'impact du paramètre de *SCR* sur l'utilisation et le gain de multiplexage est fonction du rapport α. Plus ce rapport est faible, plus le gain de multiplexage est élevé par rapport à une allocation au débit crête; en revanche, la charge admissible diminue pour les sources très sporadiques. Comme on peut le constater sur la figure 3.12, les sources pour lesquelles le rapport α est supérieur à 0.2 n'apportent pas de gain de multiplexage important, et ces sources pourraient éventuellement être traitées en mode DBR sans qu'on y perde tellement en termes d'utilisation. Nous remarquons, en outre, que quand le rapport $\alpha \rightarrow 0$ l'utilisation du lien atteint une limite qui ne dépend que du *PCR*; la situation $\alpha \rightarrow 0$ implique que le processus d'arrivées des rafales tend vers un processus de Poisson. Ce modèle pourrait être utilisé comme un pire cas pour réaliser une allocation conservative.

Effet du débit crête (PCR)

Le rapport entre le débit crête et la capacité de transmission ($c = C/PCR$) joue ici un rôle déterminant. Il est possible d'obtenir un gain de multiplexage intéressant pourvu que ce rapport soit suffisamment grand, supérieur à 10 par exemple, et que le rapport d'activité des sources ne soit pas trop grand ($\alpha \leq 0.2$). Toutefois, la charge admissible demeure assez peu élevée, sauf si le *PCR* est vraiment très faible.

On remarque aussi que la charge admissible et le gain de multiplexage sont d'autant plus grands que le *PCR* est faible, ce qui indique que si une application peut réduire son *PCR* (par exemple au moyen d'un espaceur), alors l'utilisation des liens peut être augmentée. Si le *SCR* est fixé, alors diminuer le *PCR* implique que le rapport α augmente, ce qui permet une meilleure utilisation du lien.

Le fait que le gain de multiplexage et l'utilisation soient relativement médiocres pour des connexions sporadiques dont le *PCR* représente une fraction importante de la capacité de transmission devrait inquiéter un concepteur de réseaux ATM. En effet, ce sont exactement les caractéristiques que l'on s'attend à retrouver chez les sources qui représentent la plus forte demande pour la technologie ATM à l'heure actuelle, en l'occurrence les sources dont le trafic est généré par des applications de type téléinformatique et interconnexion de réseaux locaux ! Le mode SBR à rafales perdues est donc adapté aux sources à temps réel, à cause de la petite taille de tampon qu'il requiert, mais pas au type de trafic représentant le plus grand intérêt pour ATM, à court et moyen termes. De ce fait découlent des conséquences importantes, et le besoin de méthodes de contrôle de trafic appropriées.

Pour augmenter l'utilisation des liens de transmission dans le cas où l'on souhaite servir des trafics sporadiques dont le débit crête est élevé, il faut les munir de mémoires tampons suffisamment grandes et être en mesure de tolérer des périodes de surcharge relativement longues. La prochaine section concerne précisément la modélisation et l'étude de ce type de systèmes.

3.2.6 Multiplexage en mode SBR, rafales tamponnées

Description du modèle

Le modèle de sources de type pire cas au niveau fluide est identique à celui de la section précédente, c'est-à-dire une superposition de N sources intermittentes homogènes, caractérisées par les paramètres *PCR*, *SCR*, et *MBS*. La différence se situe au niveau du tampon qui est supposé infini, ce qui implique que l'indicateur de performance est, cette fois, la distribution complémentaire de la longueur de la file $Q(x)$. C'est encore une fois un modèle fluide, qui représente la composante 'rafale' de la longueur de la file

et néglige la composante cellule de la file (Roberts, 1992). Le débit de transmission du multiplex est donné en multiples du PCR ($c = C/PCR$) et l'on suppose un débit crête unitaire (sans perte de généralité). La longueur de la file est exprimée en unités de rafales (soit B/MBS, si B est exprimé en cellules). Pour obtenir la longueur de la file en cellules, il suffit de multiplier la valeur obtenue par le MBS (c'est une approximation classique des modèles fluides sur laquelle nous reviendrons).

La méthode que nous avons choisie pour analyser ce système a été publiée par (Bensaou et al., 1994; Norros et al., 1991) et appliquée au cas des sources déterministes dans (Roberts et al., 1993). Elle est fondée sur l'application de la borne de Benes au système fluide, et sur un changement de loi de probabilité (ou méthode du col) pour estimer précisément l'extrémité des distributions. Revoyons le principe de cette méthode. Dénotons par n le nombre de sources actives à l'instant $-t$, générant un débit d'arrivée de $\Lambda_t = n$ puisque le débit crête est unitaire; la contribution de la source i au travail $W(t)$ arrivant pendant l'intervalle $(-t, 0)$ est notée $W_i(t)$. La borne de Benes appliquée à ce système fluide, s'écrit

$$Q(x) = \int_0^1 \sum_{n=0}^{\lfloor C \rfloor} (C-n) \cdot \psi_n(t, x+Ct)\, dt, \qquad (3.17)$$

où

$$\psi_n(t, w) = \frac{d}{dw} Pr\{W(t) \le w \text{ et } \Lambda_t = n\}, 0 \le n \le N . \qquad (3.18)$$

L'intégrale peut être évaluée numériquement. La difficulté est donc d'estimer la fonction $\psi_n(t, w)$. Cette fonction a récemment été calculée exactement (Garcia et al., 1995) mais il est plus efficace d'en faire un calcul approché à partir de la méthode de (Bensaou et al., 1994), comme le proposent (Roberts et al., 1993). La fonction $\psi_n(t, w)$ s'exprime en

termes des transformées de Laplace des contributions individuelles des sources sur une période. Il faut distinguer entre les sources actives et inactives au temps -t. Définissons $\alpha_t(w)$ et $\beta_t(w)$ comme suit:

$$\alpha_t(w) = \frac{d}{dw} Pr\{W_i(t) \leq w \text{ et la source i est active à } -t\} \tag{3.19}$$

$$\beta_t(w) = \frac{d}{dw} Pr\{W_i(t) \leq w \text{ et la source i est inactive à } -t\} \tag{3.20}$$

Les expressions des ces fonctions, pour les sources intermittentes périodiques, sont données dans (Roberts et al., 1993). La fonction $W(t)$ étant la somme de toutes les contributions, $\psi_n(t, w)$ peut se calculer par convolution:

$$\psi_n(t, w) = \binom{N}{n} \alpha_t^{(n)}(w) * \beta_t^{(N-n)}(w) \tag{3.21}$$

Le calcul de $\psi_n(t, w)$ peut être dérivé de deux façons différentes, aboutissant toutes deux à l'expression 3.22. La discussion de (Bensaou et al., 1994) pour dériver la formule 3.22, est fondée sur le calcul de l'intégrale d'inversion de la transformée de Laplace de la densité $\psi_n(t, w)$ dans le plan complexe, au moyen de la méthode dite du col. En fait, cette méthode est tout à fait équivalente à l'approche de (Hui, 1988), qui lui, utilise les approximations des événements rares (Bahadur et Rao, 1960) et le théorème de Cramer-Chernoff. Cette méthode permet d'obtenir de bonnes approximations pour les sommes de variables aléatoires; elle est fondée sur l'application de la loi des grands nombres et sur un changement de loi de probabilité pour augmenter la précision de l'approximation par une distribution normale. L'expression de $\psi_n(t, \omega)$ s'écrit

$$\psi_n(t, \omega) \approx \frac{e^{s_o \omega} \psi_n^L(t, s_o)}{\sqrt{2\pi}\sigma_{s_o}} \tag{3.22}$$

où l'indice L dénote la transformée de Laplace. Les paramètres s_o et σ_o peuvent être obtenus à partir de cette expression, en des transformées de Laplace des densités de probabilité $\alpha_t(w)$ et $\beta_t(w)$. Cette méthode permet d'obtenir une bonne approximation de $Q(x)$ fluide en particulier lorsque la capacité est élevée, et pour des valeurs de x relativement grandes, dans le cas où la charge est très différente de 1; mais la borne obtenue est conservative pour les petites valeurs de x lorsque ρ est proche de 1, et lorsque la capacité est faible relativement au débit crête ($c < 1$). Le principal inconvénient de cette méthode réside dans sa complexité: en effet le calcul de $Q(x)$ est plutôt laborieux et implique un certain nombre d'opérations numériques (intégration, recherche de racine). Cette complexité se compare toutefois avantageusement à celle d'un calcul exact ou à la résolution d'un modèle à temps discret, à condition que l'implémentation en soit efficacement réalisée. Des équivalents logarithmiques dont le calcul est encore plus efficace, ont été récemment obtenus pour $Q(x)$; ces approximations sont précises à la condition que le nombre de sources soit suffisamment grand. Le lecteur intéressé pourra consulter (Simonian et Guibert, 1995) à ce sujet.

Comparaison à la probabilité de perte cellule

Ce modèle est particulièrement important pour la suite et nous avons tenu à effectuer une comparaison détaillée de l'indicateur de performance qu'il apporte, $Q(B)$, avec la probabilité de perte cellule, le *CLR*. La méthode d'analyse implique un certain nombre d'hypothèses et d'approximations, dont certaines ont un impact conservatif sur la différence entre les deux estimateurs, et dont d'autres vont dans le sens optimiste. Dans cette section, nous étudions de plus près l'impact global de ces approximations sur l'estimé de la performance, $Q(B)$, par rapport aux résultats de simulation donnant la valeur exacte du *CLR*.

Formulons, dans un premier temps, ces hypothèses et approximations:

1. la modélisation est de niveau fluide, ce qui ne prend en compte que les phénomènes de niveau rafale, puisque les cellules ne sont pas modélisées individuellement (Norros et al., 1991);
2. l'étude concerne un système à tampon infini, ce qui implique, à la place de la proportion de cellules perdues dans un tampon de taille B, l'utilisation comme indicateur de performance de la probabilité que l'occupation de la file dépasse le seuil B représentant la taille du tampon réel, que nous noterons $q(B)$;
3. l'expression de la taille du tampon est réalisée en termes relatifs, par rapport à la longueur de rafale. En d'autres mots, la taille du tampon est exprimée sous la forme B/MBS - cette hypothèse est en général inhérente à la modélisation fluide;
4. enfin, $q(B)$ n'est pas directement calculé, c'est $Q(B)$, obtenu par la borne de Benes et la méthode du col (Roberts et al., 1993; COST, 1996), qui est calculé.

Discutons de ces hypothèses avant de vérifier leur impact. Nous pouvons immédiatement préciser que le point 4 ne constitue pas une source d'inquiétude: en effet, la méthode de Benes est en général d'une très bonne précision par rapport au système fluide modélisé. En fait, son influence tend à rendre l'estimation de la performance prudente, car $Q(B)$ est une borne supérieure sur l'estimateur exact du système fluide. n général, la modélisation fluide doit être considérée comme donnant une estimation de performance légèrement optimiste par rapport à un système discret, puisque la composante cellule de la file est négligée. Elle donne cependant une bonne approximation du comportement du système infini, à partir d'une certaine valeur de la taille du tampon, lorsqu'il est raisonnable de supposer que le système opère en mode rafale (c'est-à-dire que l'attente est essentiellement causée par le fait que les rafales s'accumulent dans le tampon). Pour les petites valeurs de B, l'approche fluide ne permet pas une bonne approximation du comportement de la file et elle n'est pas conservative. Il

est à noter que ces affirmations se réfèrent au système infini et le lien entre le *CLR* dans le système fini correspondant et les indicateurs de performance dans le système infini ne sont pas connus pour le multiplex ATM servant des sources déterministes intermittentes. Il a donc été nécessaire d'étudier l'impact cumulatif des hypothèse et approximations.

Afin d'explorer l'impact global de ces hypothèses, et de valider le calcul de la performance au moyen du modèle fluide, nous avons comparé trois indicateurs de performance qui sont les suivants: $q(B)$, la distribution complémentaire de la longueur de la file infinie, obtenue par simulation; *CLR*, la probabilité de perte cellule obtenue par simulation du système fini correspondant; et $Q(B)$, l'approximation de $q(B)$ obtenue par la méthode de (Roberts et al., 1993). Les deux premiers indicateurs sont illustrés avec des intervalles de confiance explicites, sauf lorsque ces derniers sont de la même taille que les points de la courbe. L'effet des paramètres, *SCR*, α, *MBS*, *PCR*, et de la charge offerte, ρ, sur la relation entre ces indicateurs a été évalué, ainsi que la valeur de B pour laquelle l'approximation fluide devient conservative. La plupart des simulations ont été exécutées à une charge de 0.8 pour des raisons de rapidité.

Les figures 3.13 et 3.14 illustrent l'effet du *SCR* (ou, de façon équivalente, α=*SCR*/*PCR*) sur la différence entre les trois indicateurs de performance, pour un rapport *C*/*PCR* = 50 et 5, respectivement, et *MBS* = 20. Nous constatons que l'approximation fluide $Q(B)$ est très fidèle à $q(B)$, l'estimateur exact dans le système infini, à une légère sous-estimation près, et que l'approximation fluide constitue une borne supérieure sur le *CLR* à partir de $B > 10$ environ.

La figure 3.15 met en évidence l'influence du rapport *B*/*MBS* sur le *CLR*, pour *MBS*=10, 20, et 100 cellules. Remarquons que le *CLR* est quasiment constant pour une valeur de *B*/*MBS* donnée, et donc que la différence entre $Q(B)$ et *CLR* ne dépend pratiquement que de ce rapport, une fois que le système est dans l'échelle rafale. Par

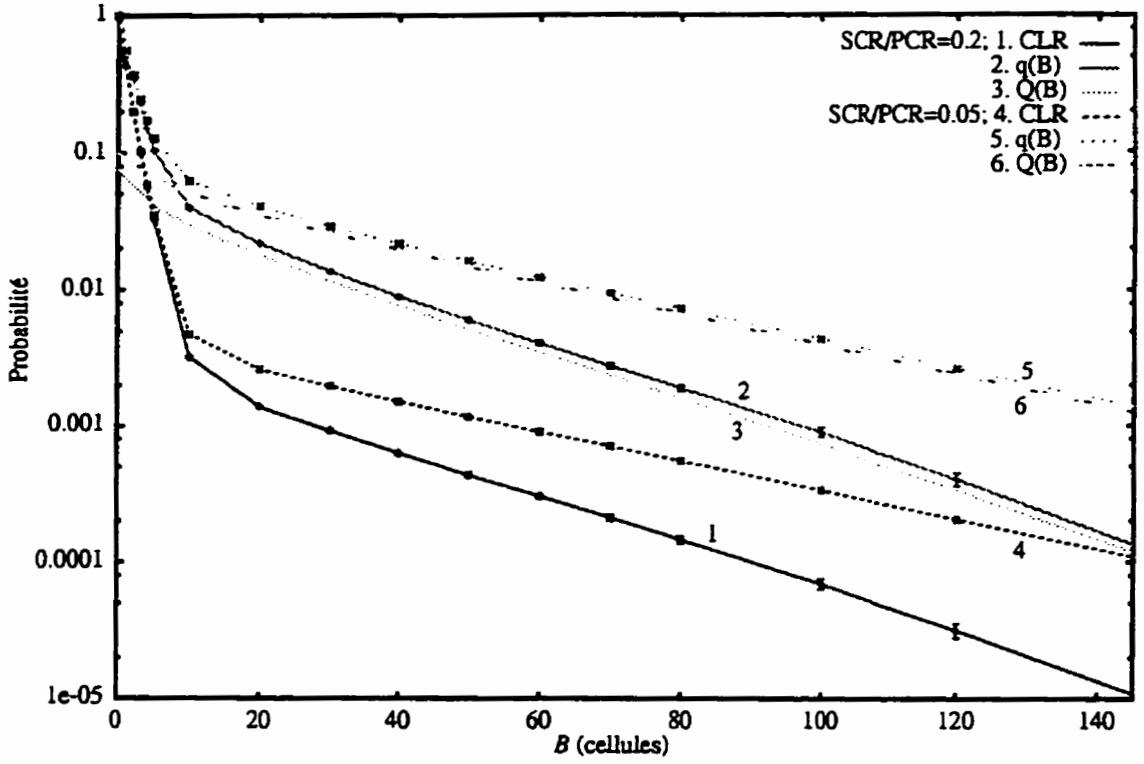


Figure 3.13 Impact du *SCR* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=50, *MBS*=20, ρ=0.8

ailleurs, cette différence croît légèrement avec *MBS*, pour un rapport *B/MBS* fixé. Les mêmes indicateurs de performance sont illustrés, ainsi que *q(B)*, pour deux valeurs de *MBS* (*MBS*=10 et *MBS*=100) à la figure 3.16. Notons que, pour les deux valeurs de *MBS*, l'approximation fluide *Q(B)* est conservative par rapport au *CLR*, à partir du moment où le système se trouve dans l'échelle rafale, la marge étant légèrement plus grande pour *MBS*=100.

Le rapport *C/PCR* a un impact important sur la précision de l'approximation fluide. La figure 3.17 illustre l'impact du *PCR* sur les indicateurs de performance considérés, pour deux rapports *C/PCR* (5 et 20). Remarquons tout d'abord que la différence entre les indicateurs du système infini et le *CLR* est plus faible pour *C/PCR* = 5 que pour *C/PCR* = 20, ce qui était prévisible. La taille de tampon à partir de laquelle la congestion de niveau rafale domine, dépend du *PCR*; il est possible de le constater en

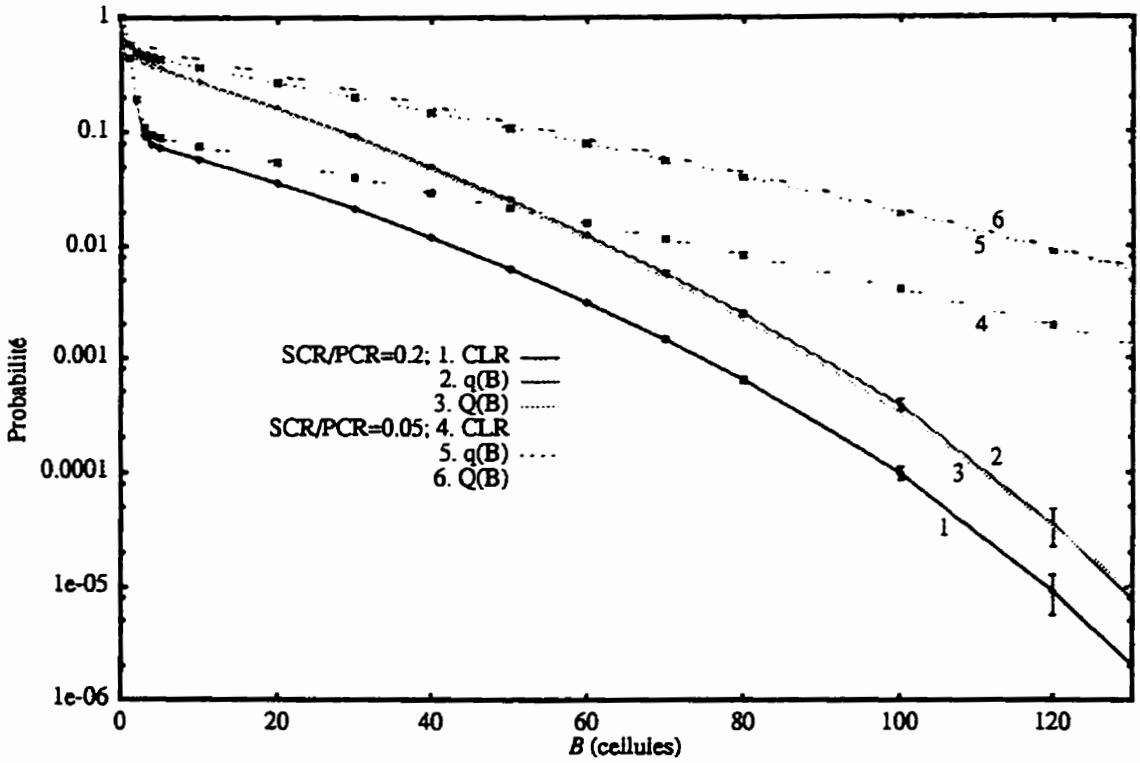


Figure 3.14 Impact du *SCR* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=5, *MBS*=20, ρ=0.8

observant uniquement les deux courbes de *CLR*. Pour $C/PCR = 5$, la congestion de niveau rafale est atteinte pour $B > 5$, et pour $C/PCR = 20$, la congestion de niveau rafale se produit à partir de $B > 10$, environ. Il est clair que pour $B > C/PCR$, la congestion de niveau rafale domine. Dans la figure présentée, l'approximation fluide est conservative pour pratiquement toutes les valeurs de B, sauf les plus faibles (de l'ordre de $B < 5$ cellules). Rappelons cependant que pour les valeurs de *C/PCR* élevées, l'approximation fluide n'est conservative que pour des longueurs de rafales suffisantes. Dans un tel cas, il serait préférable d'utiliser la file *N*D/D/1* de niveau rafale pour obtenir un estimé conservateur de la performance.

La charge offerte au système apparaît également comme un facteur dont l'impact sur la marge entre *Q(B)* et *CLR* est très important, comme on peut le constater pour les deux exemples représentés par les figures 3.18 et 3.19. Il est clair que pour une

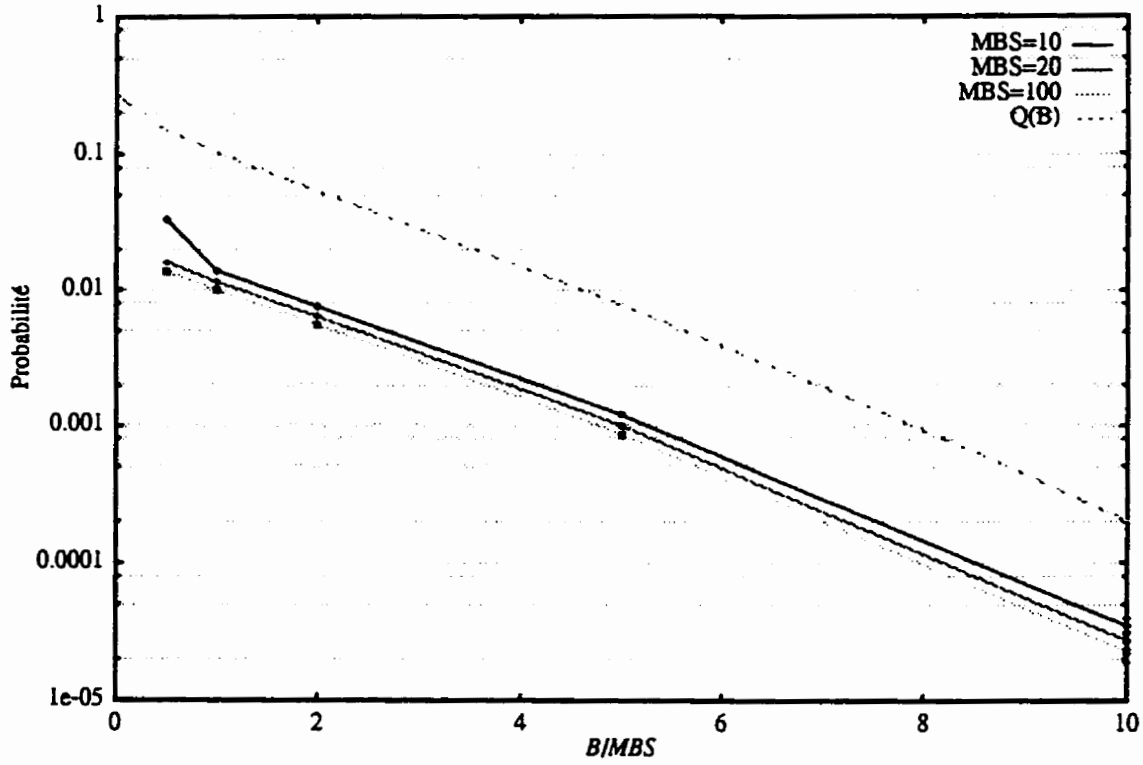


Figure 3.15 Dépendance de *CLR* sur la valeur du rapport *B/MBS*, pour des valeurs constantes de *MBS*; *C/PCR* = 20, *SCR/PCR* = 0.1, ρ=0.8

charge offerte plus faible, la marge entre *q(B)*, l'indicateur de performance du système infini, et le *CLR*. est réduite. Notons toutefois que l'approximation fluide demeure conservative par rapport au *CLR*.

En résumé, nous pouvons conclure que le modèle fluide et la méthode de (Roberts et al., 1993) permettent d'obtenir un estimé conservateur de la performance du multiplex ATM à grands tampons, en mode SBR sous l'hypothèse des pires cas de trafic, et ce dans la plupart des cas, pourvu que la congestion de niveau rafale domine. Dans tous les cas examinés, l'estimé fluide *Q(B)* constitue une excellente approximation de l'indicateur de performance du système infini discret, *q(B)*, ce qui confirme le point 1 soulevé au début de cette discussion. Pour expliciter la zone de validité du modèle fluide, on se réfèrera à la figure 3.19 illustrant les échelles rafales et cellules de la distribution de

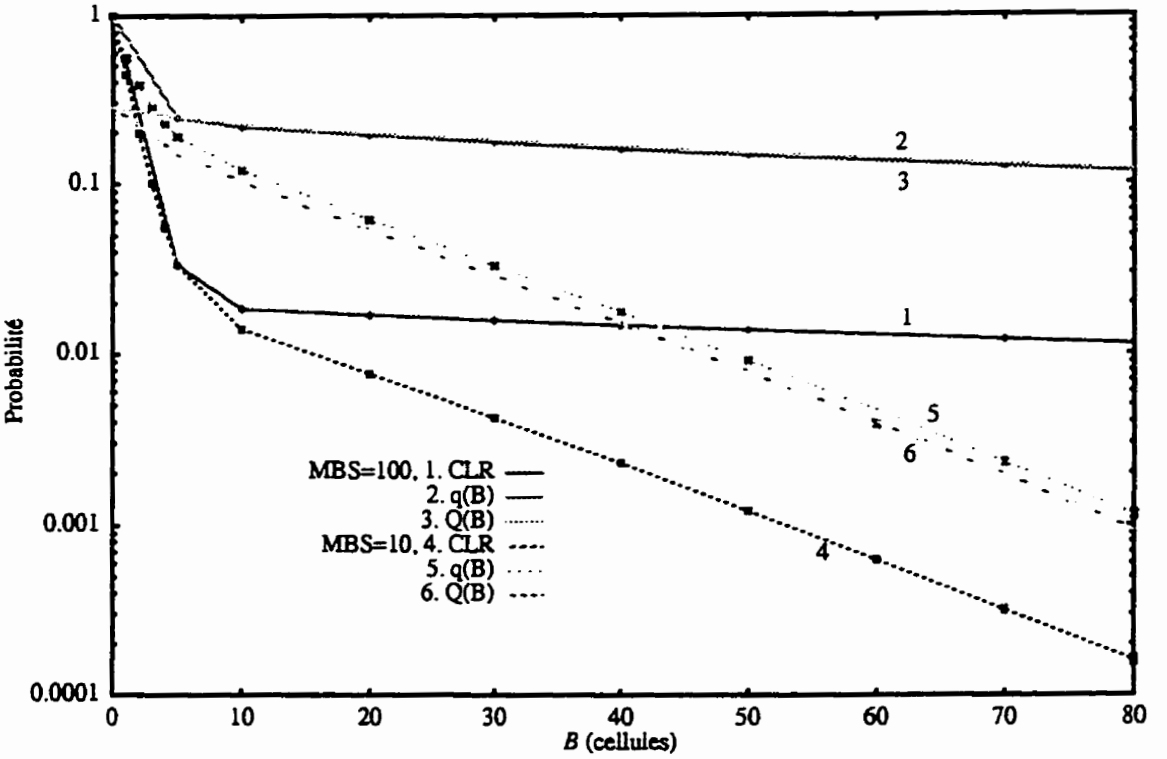


Figure 3.16 Impact de *MBS* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=20, *SCR/PCR*=0.1, ρ=0.8

l'occupation de la file, pour un exemple particulier. Rappelons que la distribution de l'occupation de la file résultant d'une superposition de sources intermittentes, dans l'échelle cellule, est bornée par les résultats de la file *M/D/1* de même charge. L'opération du système en échelle rafale, garante de la validité du modèle, est certaine si à B fixé, la valeur de $Q(x)$ donnée par le modèle fluide est supérieure à ce que l'on obtiendrait pour une *M/D/1* de même charge. En particulier, on peut considérer que pour $B > 128$ cellules, un système chargé à moins de 0.8 opère avec certitude dans l'échelle rafale si $Q(128) > 10^{-10}$ (cette valeur garantit un *CLR* de 10^{-10} pour une file *M/D/1*, ρ=0.8). Mais cette valeur est, en fait, très pessimiste dans la plupart des cas.

La valeur du tampon à partir de laquelle la modélisation fluide est valide dépend, pour l'essentiel, de la valeur du *PCR* relativement à la capacité de service C. Empiriquement, on peut pratiquement considérer que pour les valeurs de B supérieures à

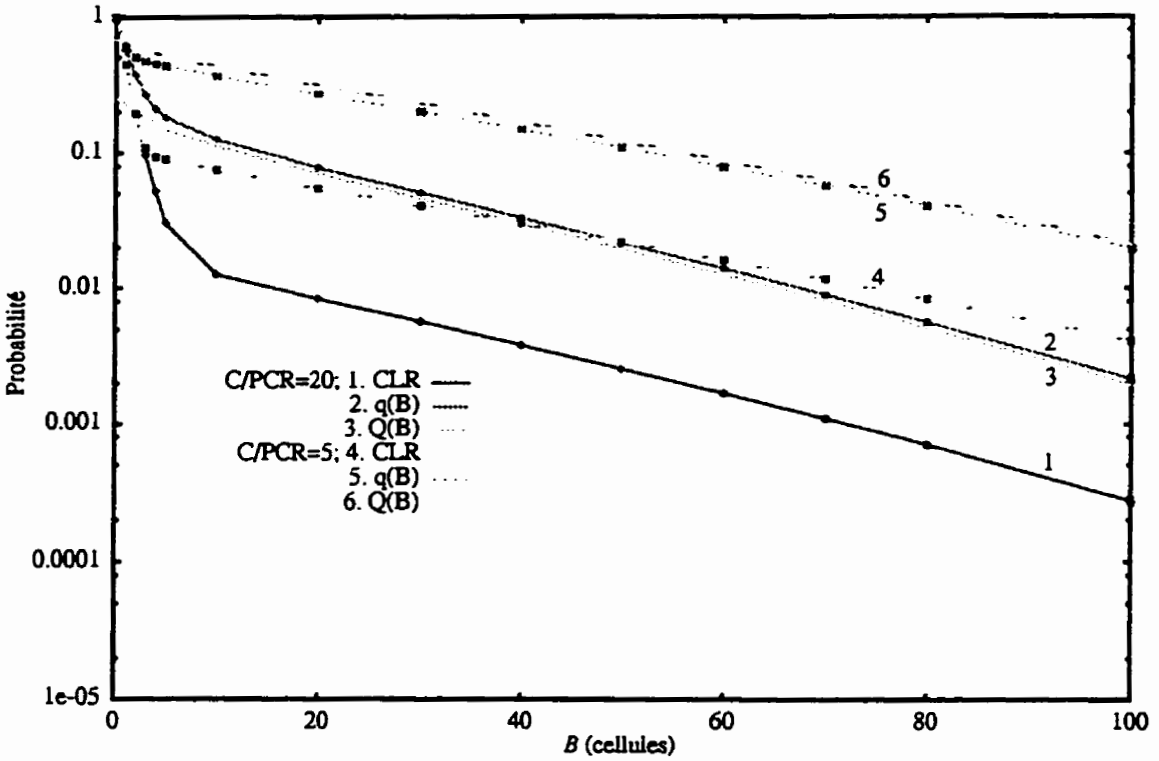


Figure 3.17 Impact de *C/PCR* sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *SCR*=0.01, *MBS*=20, ρ=0.8

C/PCR, le système opère dans l'échelle rafale. Dans le cas contraire, il faudrait éventuellement utiliser un autre modèle pour tenir compte également de la contribution de niveau cellule. Signalons une autre situation pour laquelle l'approximation fluide n'est pas systématiquement conservative: il s'agit du cas des débits crête élevés, par exemple $C/PCR \leq 1$, lorsque les rafales sont courtes. Le modèle de la *N*D/D/1* rafales peut alors être utilisé pour obtenir un estimé conservatif de la performance.

Le point 3, de la liste d'hypothèses et approximations, a également une influence qui va dans le sens conservatif; en effet, la taille du tampon nécessaire pour garantir une certaine probabilité de perte cellule respecte, en réalité, une croissance sous-linéaire par rapport à la longueur de rafales. L'impact conservatif de cette approximation augmente donc avec *MBS*.

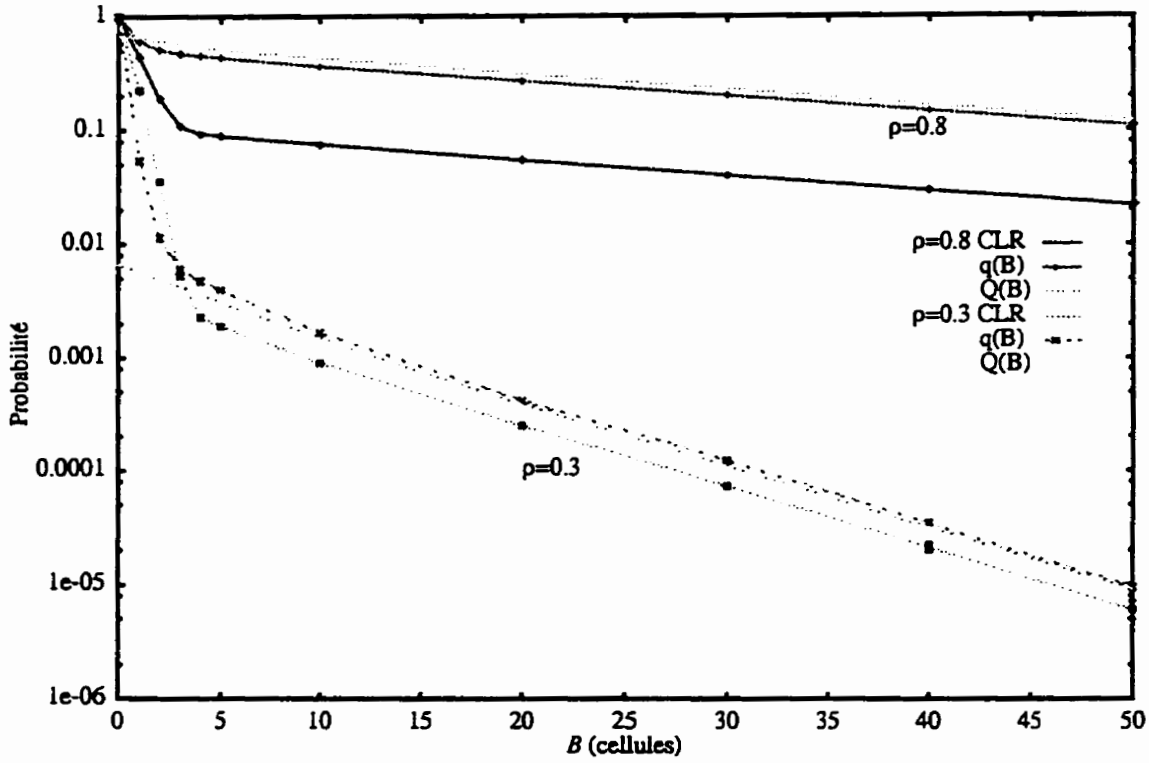


Figure 3.18 Impact de la charge sur les indicateurs de performance pour le système tamponné; *C/PCR*=5, *MBS*=20, *SCR/PCR*=0.05

Le point 2 semble le plus crucial. Nos résultats de simulation permettent de constater que pour le système considéré, l'indicateur de performance donné par la probabilité de dépasser le seuil B dans la file infinie, $q(B)$, constitue une borne supérieure sur le *CLR*. En effet, l'on peut admettre que le système infini donne naissance à des files plus longues que dans le système correspondant fini, puisque des cellules sont acceptées et doivent être servies, alors qu'elles seraient rejetées dans le système fini. Nous avons noté que la différence est très dépendante de la charge offerte.

Comme cette validation a été effectuée par simulation, il n'a pas été possible d'obtenir de résultats pour les valeurs très faibles de *CLR* visées pour les commutateurs ATM. Il serait important de vérifier que la relation entre $Q(B)$ et *CLR* est valide pour ces petites valeurs. Les résultats que nous avons obtenus nous portent à croire que les résultats seraient cohérents avec ceux que nous avons obtenus à 10^{-4} et 10^{-5}, puisque la

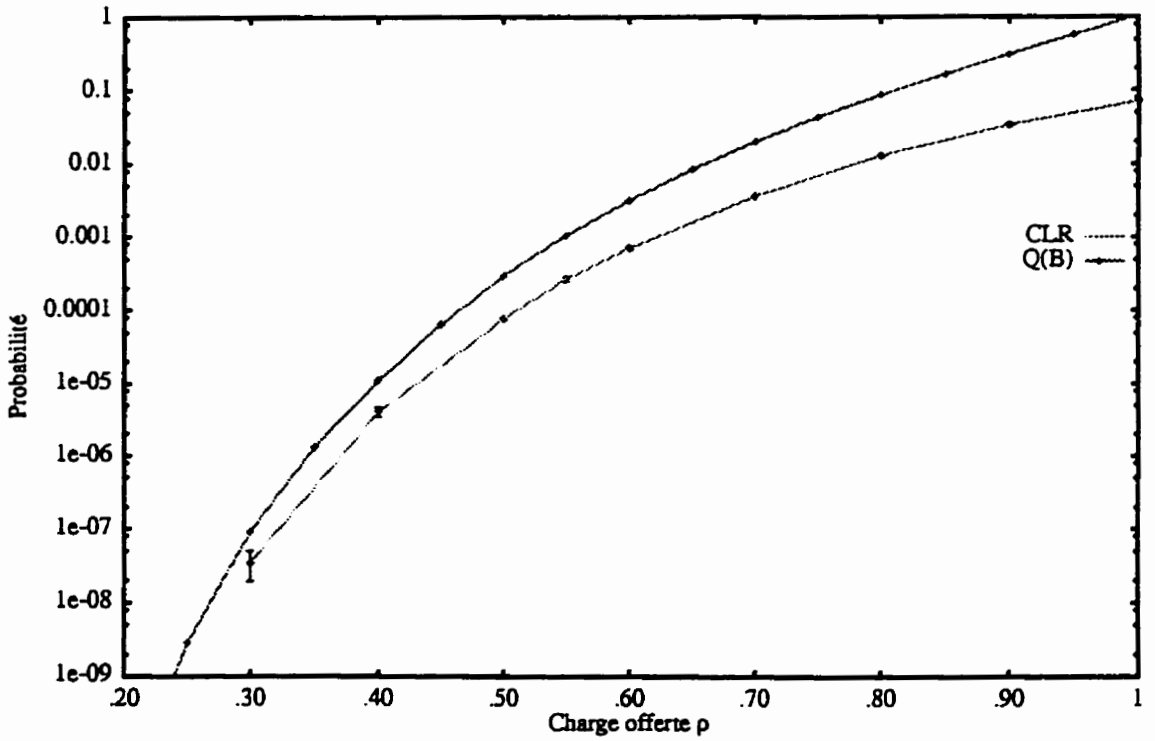


Figure 3.19 Difference entre $Q(B)$ et CLR en fonction de la charge offerte; PCR=0.1, SCR=0.01, MBS=50, B=100

marge entre $Q(B)$ et CLR est, pour tous les exemples considérés, stable en fonction de la taille de tampon B. Cependant, il n'est pas exclus que, pour un type de source combinant un débit crête élevé, de courtes rafales, et une charge admissible faible, la marge entre $Q(B)$ et CLR se trouve réduite. Une telle vérification nécessiterait l'usage de techniques de simulation rapide spécialisées, que nous n'avons pas développées.

Par rapport aux objectifs que nous avions formulés pour un indicateur de performance idéal, l'indicateur de performance fourni par $Q(B)$ paraît satisfaisant au moins sur trois points: il est précis, conservatif dans la plupart des cas, et peut être calculé sur la base des paramètres de trafic normalisés. Du point de vue de l'estimation en temps réel, la situation est un peu moins satisfaisante. Cependant, un calcul temps réel de tout estimateur de performance relativement précis est probablement à exclure de

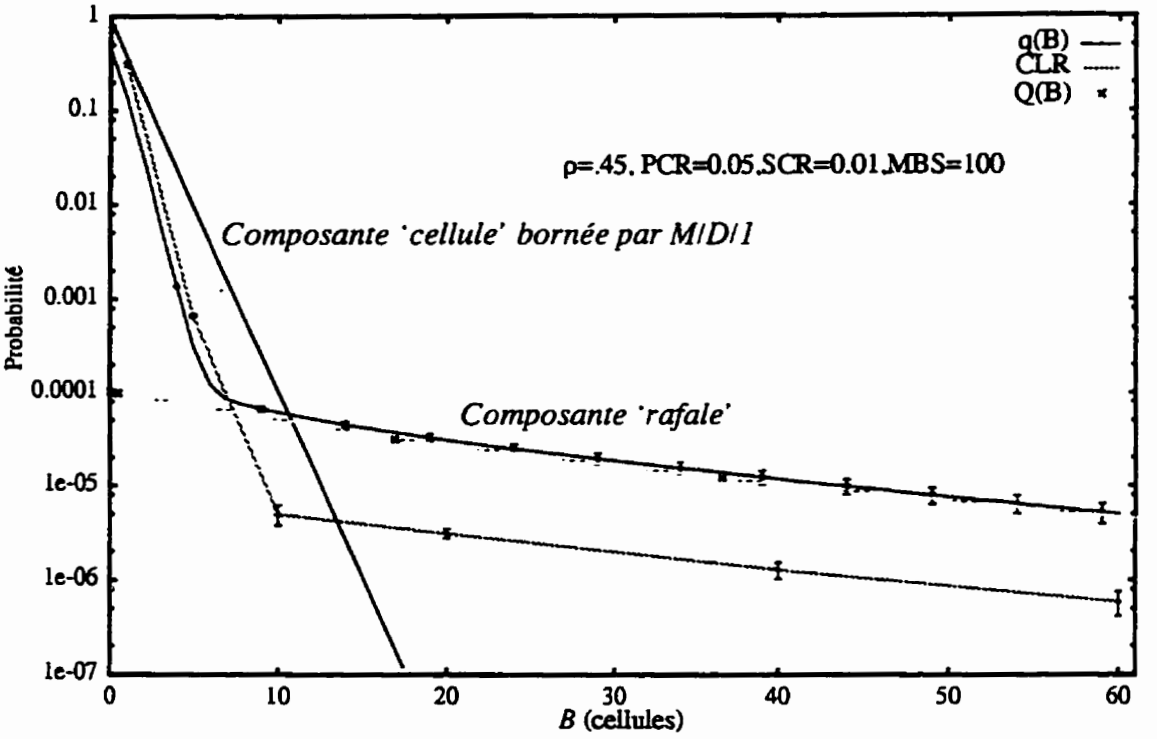


Figure 3.20 Composantes cellule et rafale, *PCR*=0.05, *SCR*=0.01, *MBS*=100

toutes façons, vue la vitesse d'opération des commutateurs ATM. Par ailleurs, la complexité de calcul de *Q(B)* est relativement simple pour une excellente précision, et les approximations logarithmiques de (Simonian et Guibert, 1995) pourraient éventuellement permettre d'en accélérer encore le calcul.

Impact des paramètres de trafic sur l'allocation des ressources

Dans cette section, nous avons utilisé le modèle fluide pour explorer l'impact des différents paramètres de trafic sur l'efficacité du système pour une probabilité de perte de l'ordre de 10^{-10}. Les exemples qui suivent sont illustratifs d'un système réel; il s'agit d'un multiplex ayant une taille de tampon de 1100 cellules et une capacité de transmission de 34 Mb/s. Rappelons que les résultats du modèle fluide ne sont pas directement sensibles à ces valeurs absolues, mais plutôt, d'une part, au rapport entre le

débit de sortie et le débit crête d'une connexion (*C/PCR*) et, d'autre part, au rapport de la taille du tampon sur la longueur des rafales maximales (*B/MBS*). Les longueurs de rafales étudiées correspondent, par ailleurs, à des applications réelles: par exemple, une PDU Ethernet (1518 octets) donne lieu à une rafale de 32 cellules; une PDU FDDI (4 Koctets) donne lieu à une rafale de 86 cellules; et une PDU TCP/IP de 9 Koctets résulte en une rafale de 192 cellules. Nous avons considéré des rafales *MBS* de 200, 64, 32 et 16 cellules.

Effet de la longueur de rafale MBS

La figure 3.21 illustre la charge maximale admissible pour une perte estimée à 10^{-10}, en fonction du paramètre d'activité des sources. Chaque courbe représente l'utilisation obtenue pour différentes longueurs de *MBS*, pour un débit crête fixé à 8.5 Mb/s, ce qui représente 25% de la capacité de transmission. Cette valeur élevée a été choisie délibérément, afin d'illustrer un genre de situation qui pourrait se produire avec les équipements ATM de première génération, dont les débits ne seront pas très élevés (Gravey et al., 1995). Remarquons que comme le *PCR* est fixé c'est le *SCR* qui varie en abscisse.

Remarquons que la taille de rafale *MBS* a un effet très marqué sur la charge admissible. Lorsque la taille de la rafale *MBS* est petite relativement à celle du tampon, il est possible d'atteindre une charge admissible élevée. En particulier, il est à noter que pour *MBS*=16, l'utilisation dans l'exemple considéré est égale à l'unité (c'est pourquoi la courbe *MBS*=16 ne se voit pas clairement). Dans le cas contraire, la charge admissible peut être relativement faible. Les rafales courtes sont donc très clairement préférables pour le réseau, en particulier lorsque le *PCR* est élevé. L'influence du paramètre de *MBS* sur la charge admissible est donc d'autant plus cruciale que le *PCR* est grand par rapport

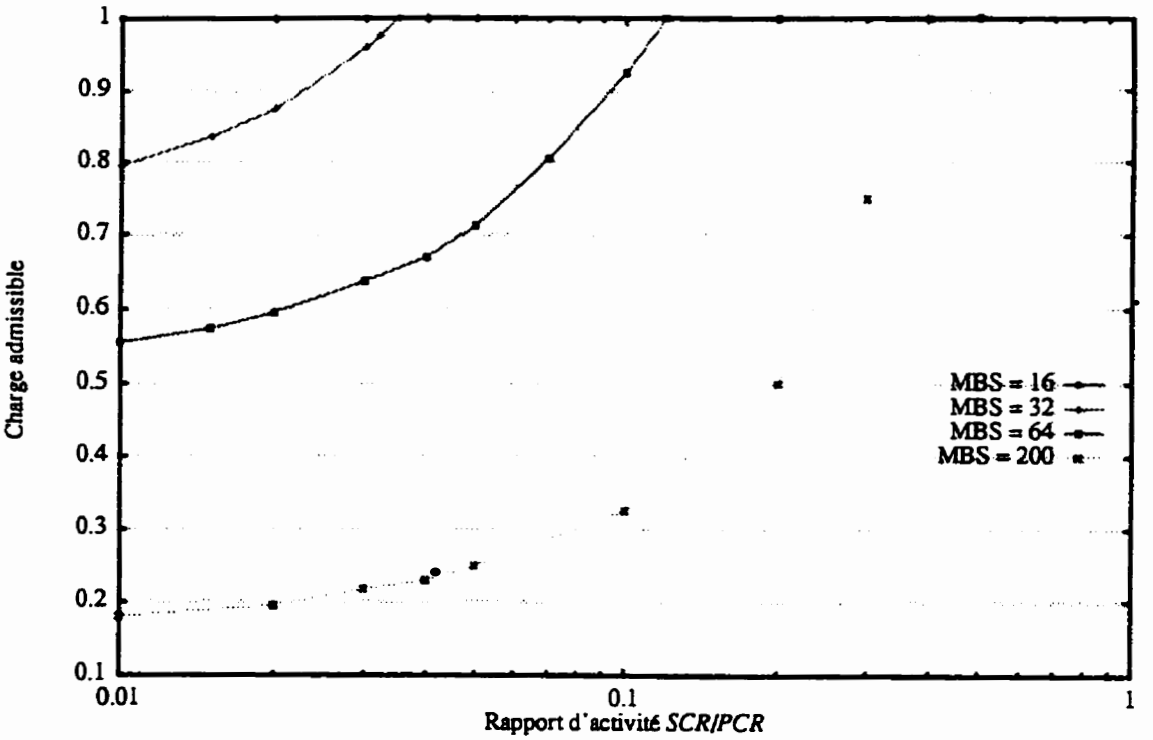


Figure 3.21 Charge admissible pour différentes longueurs de rafale *MBS*; *C*=34 Mb/s, taille de tampon=1100, *CLR*=10^{-10}, *PCR*=8.5 Mb/s

à la capacité. La charge admissible pour un tampon relativement grand (en l'occurence 1100 cellules), même dans les cas les moins favorables est, toutefois, nettement plus élevée qu'avec une allocation en mode SBR à rafales perdues.

Effet du SCR

L'impact du paramètre d'activité (ou du *SCR*) sur la charge admissible est important, mais relativement moindre que celui du *MBS*. Notons que le système atteint une charge minimale limite lorsque α tend vers 0. A partir du moment où le tampon peut contenir un nombre supérieur à une vingtaine de rafales, cette charge minimale ne dépend que faiblement du *PCR*, ce qui est visible à la figure 3.23. Notons également que plus les sources sont sporadiques, moins la charge admissible est élevée, mais plus le gain de multiplexage est important par rapport à une allocation au débit crête.

Effet du PCR, longueur de rafale fixée

Les figures suivantes permettent d'évaluer l'effet du *PCR* sur la charge admissible en fonction du rapport d'activité α; cette fois le *MBS* est fixé, pour la figure 3.22, à une valeur de 200 cellules, et à 32 cellules pour la figure 3.23. Ici encore, le *SCR*

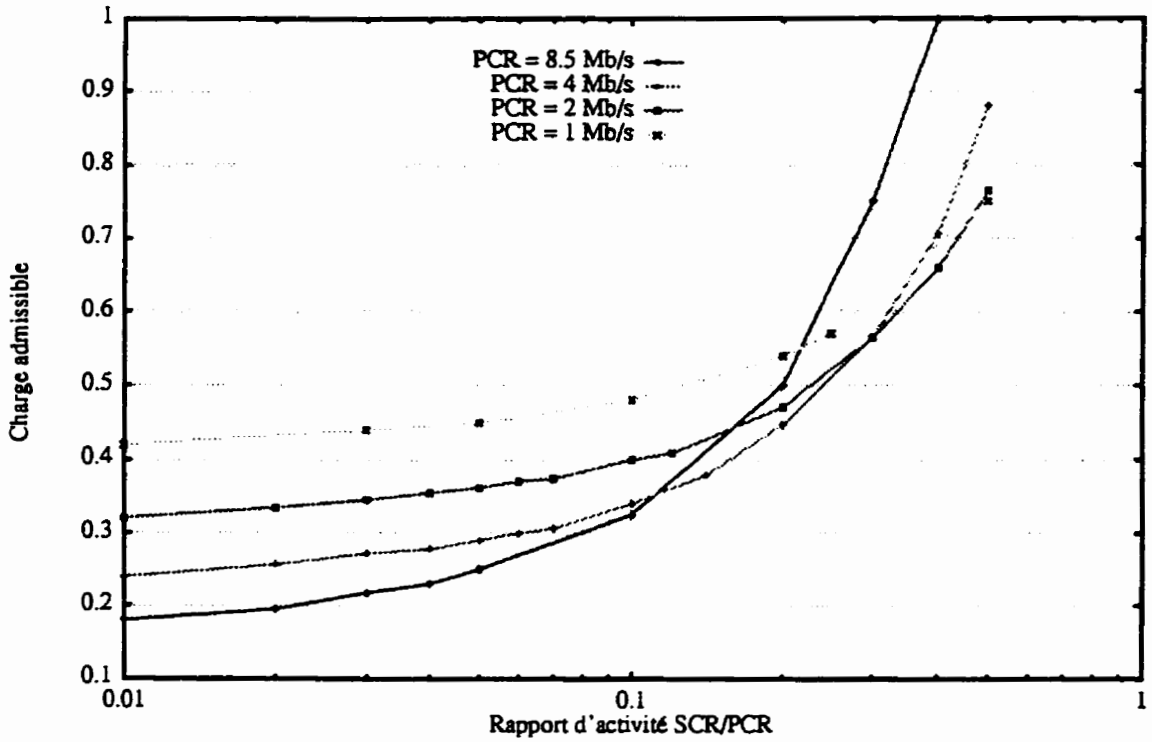


Figure 3.22 Charge admissible en fonction du rapport d'activité, pour différentes valeurs du *PCR*; *C*=34 Mb/s, taille de tampon=1100, *CLR*=10^{-10}, *MBS*=200 cellules

varie en abscisse puisque le *PCR* est fixé pour chaque courbe. Nous constatons que l'impact du *PCR* sur la charge admissible, et en particulier sur la charge limite, est assez faible par rapport à celle du *MBS*, notamment lorsque les rafales sont courtes; dans notre exemple, seul le cas d'une rafale *MBS* de 200 permet d'observer que le *PCR* peut affecter l'utilisation limite. Naturellement, l'utilisation décroît avec le paramètre d'activité. Remarquons que lorsque le débit crête est élevé, les charges admissibles sont

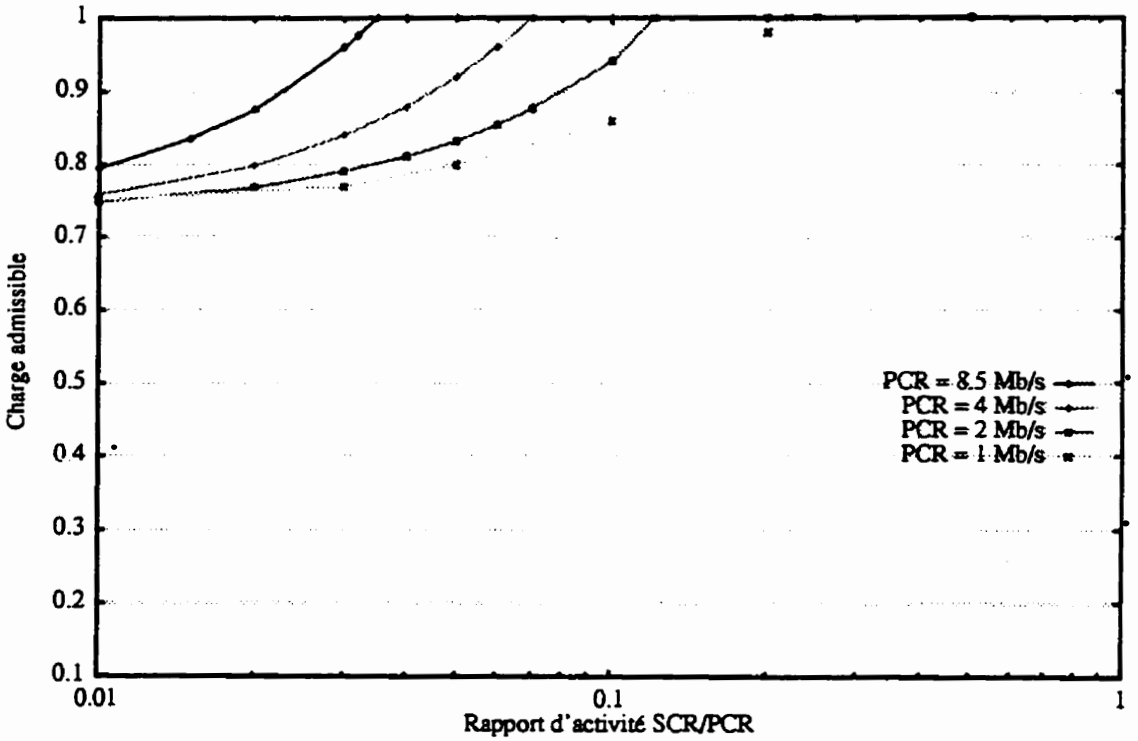


Figure 3.23 Charge admissible en fonction du rapport d'activité; C=34 Mb/s, taille de tampon=1100, CLR=10^{-10}, MBS=32 cellules

importantes pour les sources fortement actives, car le fait que la charge individuelle des sources est grande permet d'obtenir une charge admissible élevée avec un petit nombre de sources. C'est ce qui explique que les courbes se croisent sur la figure 3.22.

Il est remarquable que, lorsque les rafales sont limitées à une longueur assez courte relativement à celle du tampon, la charge admissible est plutôt élevée, même pour des débits crêtes représentant une fraction importante du débit de transmission. En fait, l'allocation des ressources sur la base des hypothèses de trafic pire cas et dans un cadre purement préventif, permet des charges admissibles qui sont loin d'être négligeables, exception faite des cas défavorables où les sources sont extrêmement sporadiques, ont un débit crête très élevé, et une longueur de *MBS* importante par rapport à la taille du tampon.

En conclusion, une approche d'allocation des ressources sur une base purement préventive, même fondée sur des hypothèses de pire cas, apparaît à la fois raisonnable et réalisable, pour des systèmes munis de mémoires importantes et d'une fonction d'espacement des connexions à leur débit crête. Remarquons, cependant, que cette étude repose sur l'hypothèse que les sources adoptent un comportement glouton en permanence; elle ne permet donc pas de quantifier l'utilisation exacte de sources réelles, qui n'auraient pas constamment ce comportement de pire cas. Rappelons aussi que nous avons, dans cette section, considéré le problème de l'allocation des ressources uniquement du point de vue du respect des contraintes de QS de niveau cellule, et dans un contexte homogène. Dans la section 3.3, nous présentons la méthode que nous avons développée pour l'allocation des ressources en mode SBR, et le problème de l'allocation des ressources dans son intégralité.

3.2.7 Résumé de la section sur l'estimation de la probabilité de perte cellule

Dans cette section, nous nous sommes intéressés à l'estimation de la qualité de service de niveau transfert, plus spécifiquement à la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM, soumis aux trafics de type pire cas. Nous avons, dans un premier temps, recensé et évalué les modèles analytiques pouvant être utilisés pour estimer le *CLR*, qui sont compatibles avec l'information contenue dans le descripteur de trafic normalisé par l'ITU et les hypothèses de trafic de type pire cas, du point de vue des conditions d'application, de la précision, et de la complexité. Nous nous sommes efforcés d'éclaircir les liens entre les différents indicateurs de performance utilisés pour estimer la proportion de perte cellule. Les différents indicateurs de performance ont été comparés et validés par simulation pour certains modèles particulièrement pertinents, qui représentent un bon compromis précision et simplicité, et dont nous ferons usage par la

suite. Trois cadres pour l'allocation de ressources en mode préventif ont été identifiés: l'allocation au débit crête pour le mode DBR, et en mode SBR, l'allocation statistique dans un cadre à rafales perdues, et l'allocation statistique dans un cadre à rafales tamponnées. Nous avons évalué l'impact des différents paramètres de trafic sur la charge admissible, pour une certaine contrainte de *CLR*, dans un contexte homogène. Nos résultats indiquent et confirment:

1. l'importance d'effectuer un espacement au débit crête sur les connexions, qu'elles soient de type DBR ou SBR, pour réduire autant que possible la *CDV* et augmenter l'utilisation des liens, l'allocation des ressources sur la base d'un trafic pire cas sans espacement étant peu envisageable, étant données les efficacités atteintes sous ces hypothèses;
2. en mode SBR à rafales perdues, la possibilité d'atteindre une charge admissible intéressante seulement pour les sources dont le débit crête est faible par rapport à la capacité de transmission;
3. en mode SBR, la précision et la prudence, par rapport au *CLR*, des indicateurs de performance obtenus au moyen du modèle fluide sans tampon et de la méthode de (Roberts et al., 1993), pour le système tamponné;
4. en mode SBR à rafales tamponnées, et pour des sources espacées, la possibilité d'atteindre des efficacités intéressantes dans des conditions qui sont facilement vérifiées.

Ce travail nous a permis de confirmer le besoin d'une méthode d'allocation des ressources en mode préventif, pour des sytèmes tamponnés permettant de gérer efficacement des trafics dont les caractéristiques exigent la présence de tampons relativement importants dans les commutateurs. La validation des modèles par

simulation nous permet de poursuivre les travaux sur des bases solides, et avec confiance dans les outils d'analyse qui nous sont utiles pour évaluer la performance du système au niveau transfert.

L'allocation de ressources en mode SBR à rafales tamponnées sur la base du descripteur de trafic normalisé n'avait pas, jusqu'à récemment, fait l'objet de beaucoup d'efforts de recherche dans la communauté ATM. Nous avons, en partie, comblé ce vide en proposant une méthode d'allocation des ressources adaptée au type de trafic constituant la plus forte demande à court et moyen termes pour ATM, c'est-à-dire le trafic à débit variable. La section suivante est consacrée à la description de cette méthode de contrôle d'accès pour les services SBR, ainsi qu'à la description du problème du contrôle d'accès d'un point de vue intégrant les deux niveaux de modélisation concernés, cellule et connexion.

3.3 Méthode de contrôle d'accès de référence pour les services SBR1

3.3.1 Introduction et résumé de l'article

La deuxième partie de ce chapitre, concerne le deuxième des articles joints en annexe, "*A reference resource allocation method for ATM Statistical Bit Rate services*". La première partie de ce chapitre a été consacrée, pour l'essentiel, à l'estimation de la qualité de service de niveau transfert, pour les sources de type pire cas de trafic. Dans cette deuxième partie, nous adoptons un point de vue plus global pour ce qui est des garanties de QS, et portons notre attention sur l'allocation des ressources dans son ensemble, ce qui intègre à la fois le niveau cellule et le niveau appel ou connexion. Notre principale contribution réside dans la proposition d'une méthode de contrôle qui répond à un besoin: celui d'exploiter efficacement les systèmes munis de mémoires relativement

importantes, pour les services SBR1 dans les réseaux ATM de première génération. Nos hypothèses de travail sont cohérentes avec le type de trafic qui suscite la demande à court terme pour les réseaux ATM, c'est-à-dire les applications à débit variable. Notre approche du problème du contrôle d'accès est basée sur le principe de séparation des échelles de temps introduite par (Hui, 1988), décrite à la section 2.3.1, qui implique la notion de débit équivalent. Nous avons choisi, dans un premier temps, d'explorer la possibilité de définir un débit équivalent, spécifiquement pour les sources intermittentes déterministes de type pire cas, multiplexées dans un tampon de grande taille et, dans un deuxième temps, d'évaluer au niveau appel, la méthode de contrôle d'accès fondée sur ce débit équivalent. L'un des buts de cette étude consiste, en outre, à quantifier les limites du contrôle d'accès en boucle ouverte de type préventif, et à concevoir une méthode qui soit représentative de l'efficacité maximale qu'il est possible d'atteindre pour un ensemble de ressources données, sur la base des hypothèses de type pire cas, seule base qui nous semble réaliste.

Avant de décrire notre méthode plus en détails, nous posons le problème du contrôle d'accès en mode préventif dans les réseaux ATM, dans son aspect allocation des ressources.

3.3.2 Formulation du problème de l'allocation des ressources

Dans cette section, nous présentons certaines notions fondamentales pour le contrôle d'accès, et formulons le problème de façon formelle.

Zone admissible et notion de débit équivalent

Résumons le problème de l'allocation des ressources dans les réseaux ATM d'une façon plus formelle. Cette partie est tirée de l'Annexe 2, section 2.2. De par la nature multi-services des réseaux ATM, ce problème se conçoit dans un cadre où les

sources sont hétérogènes. Soient I le nombre de classes de connexions, N_i le nombre d'appels en cours du type i, et $N = (N_1, N_2, ..., N_I)$ le vecteur des appels en cours. Dénotons par $CLR(N)$, la valeur de la probabilité de perte cellule sur l'ensemble des connexions, pour mettre en évidence sa dépendance vis-à-vis de la composition du vecteur N.

Une des notions fondamentales du contrôle d'accès est celle de l'espace admissible, qui consiste en l'ensemble des vecteurs d'appels compatibles avec les engagements de QS de niveau cellule. Si les engagements de QS sont satisfaits pour une valeur cible du CLR égale à ε, l'espace admissible A_ε correspondant aux ressources B et C, est donné par

$$A_\varepsilon(B, C) = \{N = (N_1, N_2, ..., N_I) : CLR(N) < \varepsilon\} . \quad (3.23)$$

Dans le cas homogène, la zone admissible se résume à un segment de droite, $N_i \leq N_i^{max}$, où N_i^{max} est le nombre maximum d'appels du type i pouvant être multiplexés pour une certaine valeur cible du CLR, lorsque la classe i est seule présente dans le système:

$$N_i^{max} = max \{N_i : CLR(N_i) < \varepsilon\} . \quad (3.24)$$

En général, la zone admissible est sensible au comportement statistique des sources, puisqu'elle dépend du CLR. Si l'on suppose que les caractéristiques statistiques des sources sont connues, c'est la procédure de contrôle d'accès qui détermine la forme de la zone A_ε. L'admission d'un appel est effectuée en vérifiant que l'acceptation du nouvel appel requérant l'accès, n'entraîne pas le nouveau vecteur N hors de la zone admissible, en d'autres mots, que les contraintes de qualité de service sont respectées. Dans le cas contraire, cette éventualité entraîne le rejet de l'appel.

Nous avons défini la notion de débit équivalent comme un débit constant minimal devant être alloué à une connexion, pour que les contraintes de QS soient respectées. Lorsque la décision d'admission peut être basée sur la notion d'une métrique de débit équivalent e_i pour les connexions de la classe i, la décision d'admission se résume à vérifier que la somme des débits équivalents des appels admis, est inférieure à la capacité de service:

$$\sum_i N_i e_i \leq C. \tag{3.25}$$

Cette méthode rend le fonctionnement du contrôle d'accès dans le réseau ATM, similaire à celui des réseaux multi-débits à commutation de circuits classique. Le mérite principal de la notion de débit équivalent réside dans la simplification du processus d'allocation des ressources en le basant sur un seul paramètre, et éventuellement, en le transformant en une opération réalisable en temps réel, puisque n'impliquant que des opérations simples. Par ailleurs, la notion de débit équivalent isole le niveau cellule du niveau appel, en encapsulant toute l'information sur la QS de niveau cellule, et en particulier, les fluctuations de débit au niveaux rafales et cellules, dans une seule métrique. Le problème de la gestion d'un système muni de deux ressources interchangeables, tampon et débit de transmission, et servant des sources dont le débit est variable, se trouve ainsi ramené à un problème à une seule ressource servant des sources de débit constant, pour laquelle une théorie très bien développée existe: celle des réseaux multi-débits.

L'équation 3.25 implique que le débit équivalent e_i est une constante pour un appel de classe i, et ne doit pas dépendre des appels en cours. Cette propriété est exacte lorsque la frontière de la zone admissible, ∂A_ε, est linéaire. Dans certains cas, la linéarité de la frontière ∂A_ε est asymptotiquement exacte. Cette condition est vérifiée pour certains types de sources markoviennes, lorsque le tampon est très grand (Gibbens et

Hunt, 1991; Elwalid et Mitra, 1993). Dans la plupart des cas, cependant, et en particulier lorsque le tampon est de taille finie, la frontière de la zone admissible n'est pas exactement linéaire, et en pratique, le débit minimal devant être alloué pour respecter une certaine contrainte sur le *CLR*, dépend des appels en cours. Il est toutefois possible de définir et de calculer un débit équivalent constant et conservatif, pourvu que l'on puisse déterminer une frontière linéaire ∂A_ε^L délimitant un sous-ensemble de A_ε. Cette approche est particulièrement efficace lorsque la zone admissible est approximativement linéaire, par exemple pour le modèle sans tampon (Hui, 1998; Kelly, 1991; Griffith, 1990).

Niveau appel

Considérons maintenant le niveau appel. En pratique, le nombre d'appels en cours de chaque classe au temps t, $N_i(t)$, est un processus stochastique. Dans le cas homogène, lorsque N^{max} est connu (en fonction des contraintes de niveau cellule et du mécanisme d'allocation), la probabilité de blocage d'appels *CBP* peut être calculée, sous certaines hypothèses, au moyen de la formule d'Erlang, notée E[ ]. Si les requêtes de connexions arrivent suivant un processus de Poisson d'intensité ν, et que les appels ont une durée moyenne de $1/\mu$, alors le *CBP* s'exprime en fonction du taux d'arrivées normalisé $\lambda = \nu/\mu$ par:

$$CBP = E[\lambda, N^{max}] = \frac{\lambda^{N_{max}}/N^{max}!}{\sum_{j=0}^{N^{max}} \lambda^j/j!}. \tag{3.26}$$

Pour des sources intermittentes de type pire cas, l'utilisation est alors donnée par

$$\rho = (\bar{N} \cdot SCR)/C \tag{3.27}$$

où $\overline{N}$ est le nombre moyen d'appels en cours. Ainsi, plus grande est la zone admissible (N^{max}, dans le cas uniservice), plus faible est la probabilité de rejet d'appels, et meilleure est l'utilisation, pour une charge offerte donnée.

Le cas multi-classes est plus délicat, car l'on ne sait pas calculer exactement les valeurs de CBP_i, à moins d'être en mesure de définir et de calculer un débit équivalent e_i, pour chaque type de sources, et une zone admissible à frontière linéaire correspondante A_ε^L. Les valeurs de CBP_i sont alors données sous la forme d'un produit (Enomoto et Miyamoto, 1973). Dénotons par $\lambda_i = (\nu_i/\mu_i)$ le trafic offert normalisé pour la classe de trafic i; alors la probabilité que le système soit dans l'état où le vecteur d'appels en cours est N, est donnée par

$$p(N) = \frac{1}{G(A_\varepsilon^L)} \cdot \prod_{i=1}^{I} \frac{\lambda_i^{N_i}}{N_i!} \tag{3.28}$$

avec la constante de normalisation

$$G(A_\varepsilon^L) = \sum_{N \in A_\varepsilon^L} p(N). \tag{3.29}$$

La probabilité qu'une requête de connexion de classe i soit rejetée, CBP_i, s'obtient en effectuant la sommation des probabilités sur l'ensemble des états bloquants, S_{bi}:

$$CBP_i = \sum_{N \in S_{bi}} p(N), \; S_{bi} = \{N \mid C - e_i < \sum_{j=1}^{I} N_j e_j \le C\} \tag{3.30}$$

et l'utilisation totale du système est alors donnée par $\rho = \sum_i (\overline{N}_i \cdot SCR_i / C)$, SCR_i dénotant le débit moyen d'une source de type i.

Cet exposé du problème du contrôle d'admission au niveau appel est très général, et ne requiert aucune hypothèse particulière sur les systèmes ou sur les sources, exception faite de l'existence d'un débit équivalent, et que les arrivées d'appels de

chaque classe se produisent suivant un processus de Poisson. Il est donc applicable aussi bien dans le contexte d'une allocation au débit crête en mode DBR, que d'une allocation en mode SBR sans tampon (ce qui correspond au traitement de (Hui, 1988; Kelly, 1991) dont nous discuterons plus loin, (au paragraphe 3.3.3), qu'au cadre SBR muni de tampons qui nous intéresse ici, ou à d'autres types de sources. Il est toutefois important de souligner que l'hypothèse du pire cas de trafic, sur laquelle est fondée notre méthode d'allocation, est particulièrement pertinente dans le cadre SBR où les commutateurs sont munis de grandes mémoires. En effet, rappelons que dans ce cas, le *CLR* est très sensible au comportement statistique des sources, par exemple à la distribution des rafales (Roberts, 1991). Dans le cas où les commutateurs sont munis de mémoires relativement importantes, poser des hypothèses prudentes sur le comportement des sources devient donc particulièrement critique si l'on souhaite être en mesure de donner des garanties de QS aux connexions.

Par ailleurs, il est aisé de se rendre compte que la taille de la zone admissible au niveau cellule aura un effet majeur sur la QS de niveau appel. Signalons que pour des sources du type intermittent déterministe qui nous intéresse ici, et pour un modèle de lien muni de mémoire servant des sources hétérogènes de ce type, la zone admissible exacte pour une contrainte sur le *CLR* n'avait jamais été explorée avant cette étude. Il est donc tout-à-fait légitime de se demander si telle ou telle méthode d'allocation des ressources est loin de l'efficacité maximale pouvant être atteinte, ou si elle est, au contrainte, trop optimiste. La méthode que nous proposons apporte une réponse à ces questions, car elle permet d'allouer les ressources aussi efficacement que possible pour un ensemble de ressources données, tout en garantissant la QS dans la plupart des cas.

Avant de présenter notre méthode, rappelons deux méthodes d'allocation des ressources qui sont compatibles avec les hypothèses de pire cas de trafic, pour les services supports *SBR*.

3.3.3 Méthodes d'allocation des ressources pour services SBR et hypothèses du pire cas

Dans cette section, nous rappelons deux méthodes d'allocation de ressources présentées dans la littérature, qui sont compatibles avec le mode SBR et les hypothèses du pire cas de trafic. Survolons d'abord le calcul des débits équivalents, selon la méthode de (Hui, 1988) et (Kelly, 1991). Comme cette méthode est fondée sur un modèle de ressource de transmission sans tampon, elle ne tient pas compte de la présence de la ressource mémoire, et est applicable pour le mode SBR sans attente de niveau rafale. Une seule autre méthode tient compte explicitement de la présence des deux ressources à gérer au niveau cellule, et est applicable à l'allocation des ressources en mode SBR avec attente de niveau rafale: il s'agit de la méthode proposée par (Elwalid et al., 1995), dont nous discutons par la suite.

Les travaux de (Hui, 1990; Kelly, 1991) présentent des notions fondamentales utilisées également par Elwalid et al. Or, dans (Mignault et al., 1997), nous avons comparé nos résultats à ceux d'Elwalid et al., et vérifié de façon détaillée, si leurs résultats correspondaient bien au comportement du système réel. C'est pourquoi, une discussion préliminaire sur les notions développées par (Hui, 1990; Kelly, 1991), nous a paru nécessaire. Nous n'entrerons cependant dans les détails qu'en abordant la méthode de (Elwalid et al., 1995).

Débit équivalent pour système sans tampon SBR

Pour un commutateur servant des connexions SBR et fonctionnant en mode sans attente de niveau rafale, le calcul des débits équivalents pour les sources de type pire cas est possible en utilisant le modèle sans tampon décrit à la section 3.2.5, et la méthode de (Hui, 1990; Kelly, 1991). Dans le modèle sans tampon, l'estimateur de performance est généralement choisi comme étant la probabilité de saturation du lien, soit $P_{sat} = P\{\Lambda_t > C\}$ et la contrainte de QS de niveau cellule se traduit par $P_{sat} < \varepsilon$. Pour les trafics de type pire cas, la probabilité P_{sat} peut être calculée exactement suivant l'équation 3.14; elle est le plus souvent calculée approximativement à l'aide de la borne Chernoff, ou de Cramer-Chernoff qui fournit une approximation plus fine (Hui, 1988; Kelly, 1991; Elwalid et al., 1995). Rappelons que P_{sat} est indépendante de la distribution des rafales et des silences, et que son calcul ne repose que sur la connaissance de la distribution du débit instantané des sources.

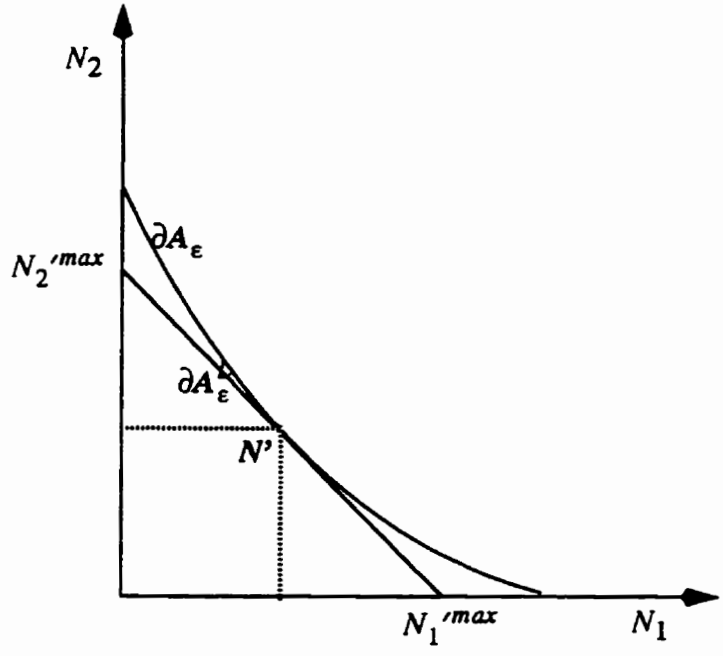


Figure 3.24 Illustration de la méthode de (Hui, 1990; Kelly, 1991) appliquée à deux types de sources

Cette méthode permet de calculer la zone admissible A_ε correspondant au modèle et à l'indicateur de performance utilisés, laquelle est quasi-linéaire et concave (Hui, 1990). Un débit équivalent peut alors être calculé pour chaque classe de trafic i, e_i, en procédant de la façon suivante: il suffit de choisir un point N' sur la frontière ∂A_ε, et d'obtenir l'hyperplan tangent à ∂A_ε au point N', que nous dénotons ∂A_ε^L. La région délimitée par ∂A_ε^L est une approximation conservative de ∂A_ε, par concavité de cette dernière. Pour l'obtenir, il suffit de calculer les débits équivalents e_i correspondant au point N', qui peuvent être obtenus analytiquement et de façon explicite (Hui, 1990; Elwalid et al., 1995). La zone admissible linéaire A_ε^L est alors donnée par

$$A_\varepsilon^L = \{N: \sum_i N_i e_i \leq C\} \tag{3.31}$$

La quasi-linéarité de la zone admissible A_ε garantit l'efficacité et la fiabilité de cette approche. En effet, dans ce cas les valeurs de $N_i'^{max}$, c'est-à-dire le nombre maximal de sources admissibles de chaque type obtenus pour la zone linéaire, sont assez proches des N_i^{max} obtenus dans un contexte homogène. Par ailleurs, notons que les débits équivalents ainsi obtenus, sont dépendants de toutes les classes de connexions. En ATM, c'est un désavantage, car un paramètre différent génère une nouvelle classe d'appels, et les valeurs que peuvent prendre ces paramètres sont pratiquement continues. Il est à prévoir qu'en ATM, le nombre de classes potentielles sera très important, ce qui risque de rendre très délicat le calcul d'un débit équivalent dépendant d'un très grand nombre de paramètres. En outre, cette méthode n'exploite pas la ressource mémoire et serait donc très inefficace face à des commutateurs munis de mémoires importantes.

Dans la section suivante, nous revoyons la méthode proposée par (Elwalid et al., 1995) pour l'allocation des ressources en mode SBR avec attente de niveau rafale.

Débit équivalent pour un système tamponné SBR (Elwalid et al., 1995)

La méthode de (Elwalid et al., 1995) est la seule méthode d'allocation des ressources publiée à ce jour qui soit fondée sur les mêmes hypothèses que notre méthode de référence, en l'occurrence pour un système muni de mémoire servant des sources déterministes intermittentes de type pire cas. Les résultats obtenus avec cette méthode, et certaines des définitions proposées dans l'article de (Elwalid et al., 1995), sont très intéressants. Cette approche est basée, par ailleurs, sur un certain nombre d'hypothèses conservatives. Nous avons effectué une comparaison entre cette méthode et la méthode de référence, afin, d'une part, d'évaluer la marge séparant l'efficacité de la méthode d'Elwalid et al. du maximum pouvant être atteint et, d'autre part, de vérifier si les résultats obtenus par cette méthode correspondaient bien au système réel. Décrivons, dans un premier temps, succintement la méthode d'Elwalid et al., qui est fondée sur un modèle fluide et une technique très astucieuse, permettant de réduire l'analyse du système à deux ressources, mémoire et débit, à celle d'un système à une seule ressource. Cette méthode implique l'identification de deux modes d'opération pour le système: un mode sans perte, pour lequel il est impossible que le tampon déborde, et un mode où, au contraire, l'opération sans perte n'est pas garantie.

Supposons, pour l'instant, un contexte homogène. Il est possible d'allouer les ressources de sorte qu'aucune perte ne se produise, si l'on admet un nombre maximal de sources N_o^{max}, tel que

$$N_o^{max} = min\{C/SCR, C/PCR + B/MBS\}. \tag{3.32}$$

Cette allocation consiste à supposer que toutes les sources démarrent une période active simultanément. Le nombre N_o^{max} correspond à un débit équivalent sans perte e_o, égal à

$$e_o = \frac{C \cdot MBS}{B + C \cdot MBS/PCR}, \tag{3.33}$$

lorsque $SCR < (MBS(1-\alpha)/(B/C))$. Dans le cas contraire, il se trouve que le tampon B est au moins aussi grand que la taille maximale que la file peut atteindre, et l'on peut allouer alors $e_o = SCR$, ce qui correspond à une utilisation totale du débit (ρ=1). Les débits équivalents sans perte dans un contexte homogène e_{oi} sont également utiles dans le contexte hétérogène, car ils délimitent une zone admissible sans perte, notée A_o. Cette façon de faire une allocation des ressources sans perte dans le cas hétérogène revient à supposer que les différentes classes de sources atteignent leur besoin maximum d'espace mémoire simultanément, ce qui n'est pas le cas en général. Notons, par ailleurs, qu'une allocation sans perte est en général très conservative par rapport à une allocation statistique.

En effet, dans la plupart des cas, il est possible de faire beaucoup mieux qu'une allocation sans perte, si l'on tolère que le système déborde occasionnellement avec une faible probabilité. Ceci implique, bien entendu, de pouvoir déterminer la région admissible correspondante. L'indicateur de performance par rapport auquel est définie la zone admissible dans (Elwalid et al., 1995), est relié à la proportion du temps où le système sort du fonctionnement garanti sans perte. Un fonctionnement sans perte est obtenu de la façon suivante: par définition du débit équivalent sans perte, il suffit d'allouer aux sources de classe i, le débit équivalent sans perte, e_{oi}, pendant une durée égale à $\alpha_i^{ELW} = SCR_i/e_{oi}$ (correspondant à la proportion de la période de la source, requise pour servir le fluide ou travail émis par la source sur une période, au débit e_{oi}). Dénotons le besoin en débit de la source j de classe i pour une opération sans perte, à l'instant t, $u_{ij}(t)$. Ce besoin en débit prend la valeur e_{oi} pendant une proportion du temps α_i^{ELW}. Définissons le débit requis total à l'instant t pour une opération sans perte, par

$$U_t = \sum_{i,j} u_{ij}(t). \tag{3.34}$$

L'évenement $U_t \leq C$ implique que le débordement du système est impossible, alors que si $U_t > C$. les débordement peuvent éventuellement se produire. En imposant

$$P\{U_t > C\} < \varepsilon, \tag{3.35}$$

on limite donc la proportion du temps où le niveau de fluide dans le système excède le seuil B dans le système, puisque les évenements $l > B$, où l est le niveau de fluide dans la file, sont inclus dans $U_t > C$. La probabilité 3.35, se calcule exactement comme la probabilité de saturation P_{sat} dans le modèle sans tampon de (Hui, 1990), et les résultats de la section précédente sont applicables: il est possible de calculer les débits équivalents pour le système tamponné, e_i, au moyen de la borne de Chernoff, et de l'approche du plan tangent, en considérant un système à une seule ressource, servant des sources intermittentes de débit crête e_{oi} et de paramètre d'activité α_i^{ELW}.

La notion de gain de multiplexage statistique peut être définie par rapport à l'allocation sans perte. Dans (Elwalid et al, 1995), le gain de multiplexage statistique, noté g, est défini comme $g = e_o/e$, soit le rapport entre le débit équivalent pour une allocation sans perte, et le débit équivalent avec allocation statistique. Ce rapport quantifie ce que l'on gagne en termes d'utilisation, en acceptant que des pertes se produisent à l'occasion.

Par le biais de cette méthode, (Elwalid et al, 1995) ont obtenu des zones admissibles quasi-linéaires dans de nombreux cas. D'après leurs conclusions, deux types de classes de trafic sont à distinguer, selon la valeur du gain de multiplexage $g_i = e_{oi}/e_i$. Si g est supérieur à 1, alors il existe un gain de multiplexage pour la classe de trafic i; si $g = 1$, alors l'allocation sans perte est la meilleure allocation pour la classe de trafic sous considération. L'existence ou non d'un gain statistique, dépend des

ressources du système, et des paramètres de la source, par le biais d'une capacité critique C_c, telle que si $C < C_c$, $g = 1$. Ainsi, pour une matrice de trafic à deux classes, trois situations sont envisageables pour la zone admissible A_ε:

1. $C \geq C_{c1}$ et $C \geq C_{c2}$, alors un gain existe pour les deux classes, et $A_o \subseteq A_\varepsilon$;
2. $C \geq C_{c1}$ et $C < C_{c2}$, ou $C \geq C_{c2}$ et $C < C_{c1}$, ce qui donne lieu à une situation mixte;
3. $C < C_{c1}$ et $C < C_{c2}$, auquel cas il n'y a de gain pour aucune des deux classes et $A_\varepsilon = A_o$.

Les cas 1 et 3 donnent lieu, selon (Elwalid et al., 1995), à des zones admissibles quasi-linéaires, alors que dans le cas 2, la zone admissible n'est pas du tout linéaire car A_ε est partiellement superposée à A_o.Notons que pour un grand nombre de classes de trafic, le nombre de combinaisons possibles est élevé, ce qui complique encore le calcul des débits équivalents et représente un inconvénient important de cette méthode.

Avant de procéder à la présentation de nos résultats, décrivons notre méthode plus en détails.

3.3.4 Méthode d'allocation des ressources de référence

Nous décrivons, dans cette section, notre proposition d'une méthode d'allocation des ressources de référence, pour les services SBR dans les commutateurs ATM munis de mémoires importantes. Nous proposons d'effectuer l'allocation des ressources, sur la base des hypothèses de sources gloutonnes intermittentes, et d'une évaluation naturelle du débit équivalent de ces sources, pour un système à deux ressources, débit de transmission et mémoire. La difficulté est justement de calculer ce débit équivalent de façon relativement simple et précise.

Une façon possible de calculer les débits équivalents consisterait à appliquer, par exemple, la méthode de la tangente illustrée par la figure 3.24, à notre modèle de système à deux ressources. Rappelons cependant que nous n'avons pas de modèle exact pour évaluer les débits équivalents. Restent donc les modèles approchés, pour des sources hétérogènes. En théorie, le modèle de (Roberts et al., 1993), par exemple, pourrait être étendu au cas des sources hétérogènes, ce qui permettrait de trouver un point tangent et de délimiter une zone admissible linéaire. En fait, cette approche serait probablement envisageable pour un nombre restreint de classes de trafic. Mais rappelons que dans les réseaux ATM le nombre de types de sources sera probablement très grand. Il n'est donc pratiquement pas envisageable d'appliquer cette méthode de calcul du débit équivalent dans le contexte qui nous intéresse.

Nous avons donc choisi de développer une approche plus pragmatique, tout en cherchant à estimer les débits équivalents de façon aussi précise que possible. L'évaluation du débit équivalent peut être faite de façon indépendante pour chaque classe de connexions, de manière à s'approcher au maximum de l'efficacité maximale, tout en restant conservative. Plus précisément, le débit équivalent e_i de la classe de trafic i est calculé en divisant le débit de transmission, C, par un estimé conservatif mais précis, du nombre de sources admissibles pour une contrainte sur le CLR donnée, lorsque la classe i est seule présente dans le système, soit N_i^{max}; le calcul du débit équivalent est alors indépendant des autres classes de trafic potentiellement présentes.

Rappelons qu'en général, la zone linéaire délimitée par les valeurs du débit équivalent $e_i = C/N_i^{max}$ homogènes exactes, soit

$$\partial A_\varepsilon^L = \{ N: \sum_i N_i e_i = C \} \tag{3.36}$$

n'est pas conservative par rapport à A_ε, puisque cette zone est concave dans de nombreux cas (Hui, 1988). Il est cependant possible d'estimer les $e_i = C/N_i^{max}$ de façon suffisamment conservative: la zone linéaire obtenue sera alors un sous-ensemble de A_ε. Nous avons ainsi vérifié que la zone linéaire définie par les débits équivalents homogènes $e_i = C/N_i^{max}$ calculés avec le modèle de (Roberts et al, 1993),

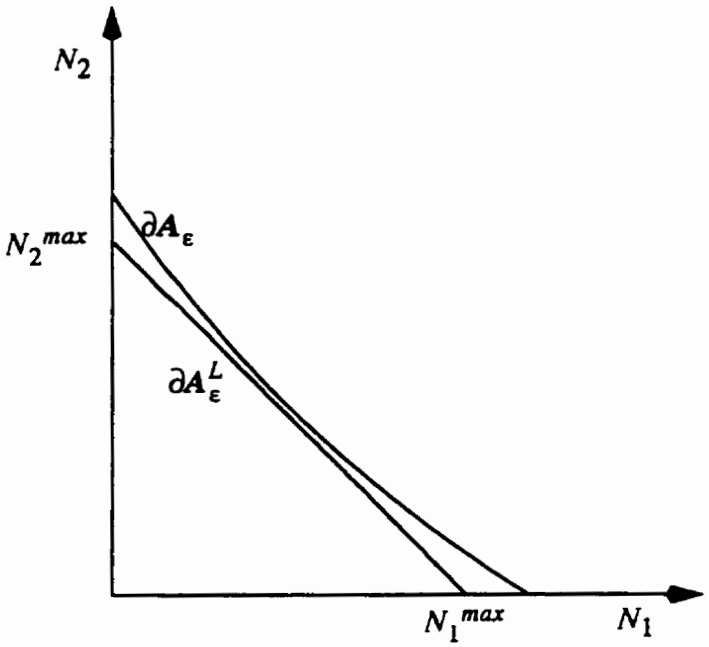


Figure 3.25 Illustration de la méthode de référence appliquée à deux types de sources

$$\partial A_\varepsilon^L = \{ N: \sum_i N_i e_i = C \} \tag{3.37}$$

était conservative; nos résultats démontrent que c'est effectivement le cas, et que cette méthode très attrayante est parfaitement applicable. Le modèle de (Roberts et al, 1993), que nous avons présenté à la section 3.2.6, nous permet de calculer les $e_i = C/N_i^{max}$ de façon aussi précise que possible, tout en restant conservatif dans la plupart des cas, et en demandant des calculs de complexité raisonnable. Ainsi, au moyen de ce modèle, nous obtenons une frontière linéaire ∂A_ε^L qui est très proche de ∂A_ε, et qui fait partie de la

zone admissible exacte, A_ε. Cette situation est illustrée par la figure 3.25. Cette méthode repose sur la relation entre les indicateurs de performance $Q(B)$, pour le modèle fluide infini de (Roberts et al., 1993), et CLR dans le système fini, relation que nous avons explorée à la section 3.2.6, où nous avons constaté que dans de nombreux cas, $CLR \leq Q(B)$. Notons que cette approche doit être considérée comme heuristique, puisque la relation entre les indicateurs de performance repose sur des résultats empiriques.

Dans le cas des sources intermittentes déterministes, pour un système à attente de niveau rafale, et une contrainte de performance sur le CLR, la zone admissible exacte était inconnue. En effet, les études antérieures (Elwalid et al, 1995; Gravey et al., 1997) reposent sur des modèles approchés. Nous avons donc exploré la zone admissible exacte, ce qui, vu l'absence de modèle analytique approprié, a été effectué par simulation. En particulier, nous nous sommes intéressés à vérifier que la frontière ∂A_ε de la région admissible réelle était bien de type quasi-linéaire. Nos résultats démontrent que c'est bel et bien le cas, ce qui assure l'efficacité et la sûreté de la méthode de référence.

La nature déterministe du modèle de sources a requis le développement d'un programme de simulation spécialisé en langage C très efficace, permettant de simuler un grand nombre de trajectoires pour pouvoir calculer les probabilités sur l'ensemble des réalisations du système avec les intervalles de confiance appropriés (une description plus détaillée du programme se trouve à l'Annexe III). Il n'aurait pas été possible d'y parvenir avec les techniques de simulation traditionnelles, événement par évenement. Reconnaissons, toutefois, que la technique de simulation possède ses limites, puisque les probabilités très faibles visées dans le contexte ATM ne peuvent pas être traitées par cette méthode à un coût raisonnable. Pour des raisons pratiques, nous avons donc

effectué nos simulations pour une contrainte sur le *CLR* de $\varepsilon = 10^{-5}$. Même à cette valeur relativement grande par rapport aux contraintes typiques en ATM, la recherche de la frontière exacte ∂A_ε requiert un grand nombre de simulations.

Nous avons validé la méthode pour un grand nombre de cas, représentatifs de différents types de situations, sur lesquelles nous discuterons à la section suivante. Les résultats démontrent la validité de la méthode d'allocation des ressources de référence. Dans tous les cas traités, la frontière de la zone admissible exacte, ∂A_ε, est pratiquement linéaire, et le calcul des débits équivalents $e_i = C/N_i^{max}$, où N_i^{max} est obtenu par le modèle fluide de (Roberts et al., 1993), donne d'excellents résultats.

Cette méthode pourra être utilisée pour effectuer l'allocation des ressources sur la base d'un calcul des débits équivalents hors-ligne. Par ailleurs, comme elle est aussi proche que possible des efficacités maximales que l'on peut obtenir dans le contexte des services SBR, sur la base des hypothèses de pire cas de trafic, les résultats que nous obtenons peuvent être considérés comme une référence pour ce contexte, et servir à évaluer le gain potentiel lié à l'utilisation de méthodes plus raffinées, par exemple les méthodes utilisant un contrôle en boucle fermée, tel le service support ABR.

Dans la section suivante, nous résumons les résultats que nous avons obtenus avec la méthode de référence.

3.3.5 Résultats

Validation de la méthode dans le contexte hétérogène

La méthode d'allocation de ressources de référence a été validée à partir de nombreux résultats de simulation, pour différents mélanges de trafics comprenant deux ou trois types de sources, et dans plusieurs contextes différents, notamment les cas 1 et 2 des types de zones admissibles prévues par (Elwalid et al., 1995). Les résultats dont nous discutons ici se réfèrent à la section 3.2 de l'Annexe 2.

Abordons, dans un premier temps, le cas 1, c'est-à-dire la situation où le gain de multiplexage est intéressant pour les deux types de source. Les résultats de simulation nous ont permis de constater que dans la plupart des cas, la zone admissible exacte basée sur le *CLR*, A_ε, était d'une linéarité presque parfaite, et que la marge entre la frontière exacte ∂A_ε et la frontière linéaire ∂A_ε^L, assurait que la méthode était conservative (figures 19, 20, et 22 par exemple). De légers écarts par rapport à la linéarité de la zone admissible ont, toutefois, été notés dans certains cas. Quand le tampon est relativement petit pour les deux types de trafic mélangés, l'on retrouve alors une zone admissible légèrement convexe, ce qui, bien entendu, ne compromet en rien la validité de la méthode. Les résultats indiquent, par ailleurs, que l'on devrait éviter d'allouer le *SCR* (ce qui correspond à une allocation complète du débit) même quand la taille du tampon le permettrait, et conserver une petite marge, pour s'assurer que la méthode est bien conservative par rapport au *CLR*. Deux des cas que nous avons étudiés sont particulièrement intéressants, car ils impliquent des mélanges de trafic très différents. Il est connu que ce genre de mélange peut donner lieu à des zones admissibles concaves (COST, 1992). Dans le premier cas (le mélange de trafic numéro 3 de l'Annexe 2, figure 28), ce sont les charges des sources individuelles qui diffèrent d'un ordre de grandeur; nos résultats indiquent que la zone admissible exacte est linéaire et que la méthode

fonctionne très efficacement. Dans le deuxième cas, (le mélange numéro 4 de l'Annexe 2, figure 29), les longueurs de rafale des trafics mélangés (les *MBS*) diffèrent par un ordre de grandeur. La zone admissible est alors particulièrement concave, ce qui est un bon test pour la méthode de référence. En effet, dans ce cas, notre méthode n'est pas absolument conservative, puisque la zone admissible linéaire sort très légèrement de la zone A_ε. Notons cependant que la zone linéaire demeure très proche de la zone exacte, A_ε, et qu'en pratique, la méthode sera conservative, car il est très peu probable que toutes les connexions émettent constamment des rafales de longueur maximale. Une surestimation de A_ε aussi mineure ne pose donc pas de problème sérieux.

Le cas 2, pour lequel les classes de trafic multiplexés sont mixtes par rapport au gain de multiplexage, donne également lieu à des résultats intéressants (figure 31. Nous avons vérifié si les phénomènes de non-linéarité de la zone admissible, prédits par la méthode d'Elwalid et al. lorsque l'un des deux types de source n'entraîne pas de gain statistique, se produisaient avec la méthode de référence. Nous avons donc multiplexé deux classes de trafic dans un système dont les ressources sont suffisantes pour donner lieu à un gain de multiplexage pour l'une d'entre elles seulement. Il se trouve que, contrairement aux prévisions de (Elwalid et al., 1995), cette situation n'entraîne pas de concavité de la zone admissible, mais génère plutôt un gain de multiplexage entre les classes, et une zone admissible A_ε convexe. Ce gain de multiplexage s'explique par le fait que le nombre de sources admissibles étant un entier, même si la classe de trafic se trouve dans le cas où elle fait une allocation sans gain de multiplexage, le débit n'est pas entièrement occupé (car $C/N_o^{max} \neq e_o$). Une petite fraction de la capacité de transmission est donc disponible, et une classe de trafic ayant des besoins plus modestes peut en tirer profit. Notre méthode fonctionne donc très efficacement dans ce cas également.

Notons qu'il serait important de valider la méthode par des simulations pour une contrainte de perte cellule plus proche des objectifs habituels en ATM, c'est-à-dire de l'ordre de 10^{-10}. Nous n'avons pas effectué cette vérification, car elle requiert le développement d'outils de simulation encore plus performants et l'utilisation de méthodes de simulation rapide spécialisées. Les études précédentes ont permis de constater que la linéarité des zones admissibles était très peu sensible à la probabilité de perte (Elwalid et al., 1995). Nous sommes donc confiants dans la validité de la méthode pour des probabilités de perte plus faibles.

Nous discutons, aux paragraphes suivants, des résultats obtenus avec la méthode de référence aux niveaux cellule et appel, et de la comparaison aux résultats de la méthode proposée par (Elwalid et al., 1995).

Effet des paramètres sur l'utilisation et le débit équivalent

Nous avons vérifié la performance de notre méthode d'allocation des ressources de référence, d'abord au niveau cellule (section 3.1, Annexe 2). Nous avons, dans un premier temps, évalué dans un contexte homogène et pour des ressources, B et C, fixées, la performance de la méthode sous deux rapports, en l'occurrence l'utilisation maximale, et le débit équivalent, en fonction des paramètres de trafic. Nous avons ensuite fixé les paramètres de trafic, et considéré l'effet d'une augmentation de B et C sur le débit équivalent, ce qui est important d'un point de vue de conception de réseau, par exemple.

Les résultats ont permis de mettre en évidence les points suivants. La possibilité d'obtenir des utilisations maximales intéressantes dans un contexte où l'allocation est effectuée sur la base des sources intermittentes de type pire cas a été soulevée, en particulier lorsque les rapports B/MBS ou C/PCR sont supérieurs à certains seuils (qui dépendent des paramètres de trafic). L'effet du rapport B/MBS est particulièrement important: il est possible notamment d'atteindre des utilisations intéressantes, lorsque ce

rapport est au moins égal à 5. L'impact du rapport d'activité est également important: plus ce rapport est faible, moins la charge admissible est élevée. Cependant, ces cas sont aussi ceux qui apportent les débits équivalents les plus faibles, et donc le gain de multiplexage le plus intéressant. Les résultats montrent que le débit équivalent est très sensible au *SCR*, et dans une moindre mesure, sensible au rapport *B/MBS*: notamment, plus le rapport d'activité est faible, plus le débit équivalent l'est aussi. Nous avons également noté la présence d'un gain de multiplexage statistique par rapport à une allocation sans perte, même dans des cas peu favorables où les rapport *B/MBS* et *C/PCR* sont peu élevés.

Lorsque les paramètres d'une source sont fixés, mais que les ressources varient, on obtient les résultats présentés aux figures 15 et 16. Pour *C* fixé, lorsque *B* augmente, le débit équivalent décroît jusqu'à sa valeur minimale, égale au *SCR*. Lorsque *B* est fixé, et que *C* augmente, le débit équivalent commence par augmenter, puis diminue, jusqu'à ce qu'il atteigne asymptotiquement la valeur obtenue dans un contexte sans tampon. En effet, lorsque *C* est très grand, par exemple supérieur à une centaine de fois le débit crête, le *MBS* influe très peu sur le débit équivalent. L'augmentation du débit équivalent, lorsque l'on augmente la capacité du lien, peut paraître étonnante dans un premier temps. En effet, il est difficile d'admettre qu'en augmentant les ressources de transmission, on obtienne un débit équivalent supérieur pour un certain type de trafic dont les paramètres sont constants. C'est pourquoi nous l'avons vérifié par simulation, pour une probabilité de perte de 10^{-7}. Ces résultats sont illustrés à la figure 3.26. Il est clair que la validité du modèle n'est pas à mettre en cause. L'augmentation du débit équivalent s'explique par le faible gain de multiplexage statistique dans la zone où le rapport *C/PCR* est inférieur à 20 environ. A charge constante, si la charge individuelle des sources diminue, le nombre de sources admissibles pour une certaine probabilité de perte augmente, mais l'espace

mémoire nécessaire augmente aussi ; c'est un phénomène bien connu, que l'on constate par exemple pour la file *N*D/D/1*. La première partie de la courbe de la figure 3.26 correspond à une zone de faible gain de multiplexage statistique où l'on ne gagne pas grand chose, du point de vue de l'allocation des ressources, à tolérer une probabilité de perte, alors que dans la deuxième zone, le nombre de sources est suffisamment grand pour donner lieu à un gain statistique important, ce qui tend à réduire le débit équivalent.

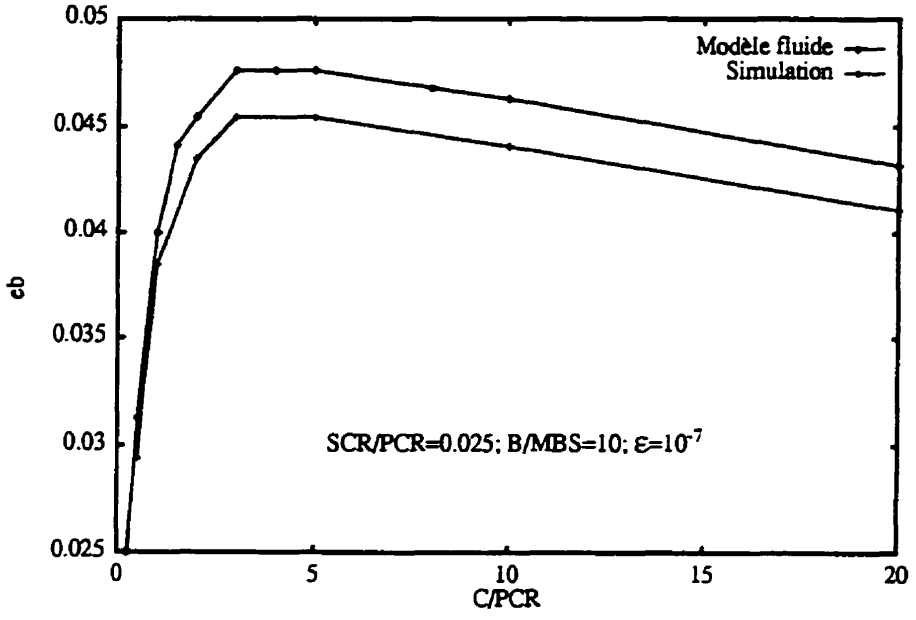


Figure 3.26 Validation par simulation du comportement du débit équivalent en fonction du rapport C/PCR

Remarquons que, ce type de comportement étant intrinsèquement relié à la présence de la ressource mémoire, il est naturellement impossible de le constater avec des modèles qui en sont dépourvus.

Par rapport au débit équivalent obtenu avec la méthode d'Elwalid et al., nous constatons que notre méthode permet d'allouer un débit équivalent nettement moins élevé, ce qui garantit une meilleure utilisation (figures 17 et 18). Par ailleurs, nous avons

examiné le comportement général du débit équivalent de référence, exprimé en fonction du rapport *B/C*; il est fixé d'abord égal à la valeur du débit équivalent sans perte, e_0, jusqu'à une certaine capacité critique, puis décroît, jusqu'à ce qu'il atteigne sa valeur limite, le *SCR*. Ce comportement est similaire à celui décrit par (Elwalid et al., 1995), mais la capacité critique est nettement plus faible, et la valeur limite est atteinte beaucoup plus tôt dans le cas de la méthode de référence.

Performance au niveau appel et comparaison à la méthode d'Elwalid

Nous avons vérifié la performance de la méthode au niveau appel, pour une matrice de trafic composée de deux classes d'appels. Afin d'illustrer l'utilisation de la méthode de référence comme base de comparaison vis-à-vis d'autres méthodes, nous avons effectué une comparaison à la méthode proposée par (Elwalid et al, 1995). Les résultats démontrent que cette dernière est plutôt conservative par rapport à la méthode de référence. En effet, l'allocation de ressources réalisée à l'aide de cette méthode est très prudente, c'est-à-dire qu'elle n'exploite pas à fond les ressources du système, et ne permet pas un gain statistique maximal. Elle donne lieu à des débits équivalents nettement plus élevés que la méthode de référence, et ce, en particulier quand le rapport *B/MBS* est élevé. Cette surestimation du débit équivalent a un effet très important au niveau appel. Pour une matrice de trafic et des ressources données, l'utilisation de la méthode de référence donne lieu à des probabilités de blocage nettement plus faibles que la méthode concurrente, pour un même estimé de QS de niveau cellule. Pour l'exemple d'un mélange de trafic considéré, la méthode de référence atteint, pour $CLR=10^{-9}$ et $CPB=10^{-2}$ (moyenne sur les deux classes de trafic), une utilisation environ deux fois meilleure que l'utilisation qu'il est possible d'atteindre avec la méthode proposée par Elwalid et al. Ce gain d'utilisation potentiel est très important pour un exploitant de réseau ATM préoccupé par la rentabilité de son réseau.

3.3.6 Résumé des contributions de l'article

Rappelons succintement les contributions les plus importantes de (Mignault et al., 1997). Dans cet article, nous avons proposé une méthode d'allocation des ressources de référence pour les service SBR1 de (ITUI.371, 1996), allocation effectuée localement, sur la base des hypothèses des trafics dits du pire cas. Ces hypothèses se résument en fait à supposer que les sources de trafic adoptent un comportement de type glouton, et exploitent au maximum la marge de manoeuvre qui leur est laissée par les mécanismes de conformité les contrôlant. Nous avons conduit cette étude dans un cadre et sur des hypothèses que nous voulions les plus proches possibles de la réalité des équipements et réseaux ATM de première génération. Notre méthode a donc été développée pour des systèmes munis de mémoires relativement importantes ,en gardant présentes à l'esprit certaines des caractéristiques que nous nous attendons à retrouver dans le trafic suscitant la demande la plus forte à court terme pour ce type de réseaux, c'est-à-dire les applications générant du trafic à débit variable.

La méthode de référence est basée sur le calcul d'un débit équivalent pour chaque classe de trafic, permettant de quantifier de façon aussi précise que possible le débit devant être alloué à une connexion SBR pour une contrainte de perte cellule donnée. Le débit équivalent dépend des paramètres de trafic de la connexion et des ressources du système, B et C, et peut être calculé de façon indépendante pour chaque classe de trafic. Le calcul des débits équivalents, donnés par $e_i = C/N_i^{max}$ est basé sur un modèle fluide, celui de (Roberts et al., 1993), permettant de calculer le nombre maximum de sources admissibles N_i^{max} de façon précise mais conservative. Le calcul des débits équivalents à partir d'un contexte homogène simplifie largement le problème de l'allocation des ressources, car la complexité devient alors indépendante du nombre de classes de trafic, qui, de par la nature multi-services et la flexibilité des réseaux ATM,

sera élevé. Cette méthode est une méthode de référence, au sens où elle donne une excellente indication de l'utilisation maximale que l'on peut atteindre dans le contexte d'un contrôle d'accès effectué en boucle ouverte; elle permet donc une exploitation des ressources aussi efficace que possible, tout en donnant des garanties de QS robustes puisque les hypothèses de trafic pires cas que nous avons adoptées sont conservatives. Notre approche pourra constituer la base d'un contrôle d'accès utilisant les débits équivalents calculés hors-ligne.

La méthode a été validée au moyen d'une campagne de simulation intensive, qui nous a permis d'explorer la zone admissible exacte basée sur le *CLR*, A_ε. Les résultats démontrent que dans la plupart des cas, la frontière de la zone admissible est linéaire, ou quasi-linéaire, ce qui assure le bon fonctionnement et l'efficacité de la méthode. Cette quasi-linéarité a, par ailleurs, été constatée pour des cas où les analyses basées sur des modèles approchés, notamment, (Elwalid et al., 1995) prévoyaient des résultats différents. Nous avons, dans plusieurs cas, constaté des différences sensibles entre les résultats de simulation exacts et les résultats prévus par l'analyse d'Elwalid et al. Ceci indique que les résultats obtenus au moyen d'analyse de modèles approchés devraient, dans certains cas, être considérés avec prudence, car ils peuvent ne pas refléter fidèlement le fonctionnement des systèmes réels, et éventuellement compromettre l'exploitation efficace des ressources.

Nous avons montré que dans certaines conditions il est possible d'obtenir des utilisations élevées avec la méthode de référence. Nous avons porté une attention particulière à l'intégration des deux niveaux de QS, c'est-à-dire le niveau appel et le niveau cellule, et nous avons évalué l'efficacité de la méthode de référence au niveau appel. Afin d'illustrer l'utilité de la méthode comme base de comparaison, nous avons comparé la méthode de référence à une méthode concurrente fondée sur des hypothèses

similaires (Elwalid et al., 1995). Les résultats démontrent que pour certaines matrices de trafic considérées, la méthode de référence permet de doubler l'utilisation par rapport à la méthode concurrente. Le gain d'utilisation pourra varier en fonction du mélange des trafics, mais la possibilité de gains de cette importance démontre l'intérêt d'effectuer une allocation des ressources aussi efficace que possible. Notre approche offre donc une alternative très intéressante à la méthode d'Elwalid et al. Notons que cette dernière méthode d'allocation des ressources, est actuellement considérée pour être implantée dans des équipements de commutation ATM commerciaux (A. Gravey, communication personnelle, 1996), ce qui démontre bien le besoin et l'intérêt commercial de notre travail d'un point de vue d'exploitation de réseau.

Cette discussion clôt le chapitre de synthèse des travaux effectués au cours de cette étude et publiés dans les articles fournis en Annexe. Nous avons abordé, dans cette étude, le problème de l'allocation des ressources pour les services supports ATM opérant avec un contrôle de nature préventive, en particulier pour les services SBR, sur la base des hypothèses de pire cas de trafic. Au cours de la première partie de cette étude, nous nous sommes principalement intéressés à l'évaluation de la QS de niveau cellule pour les différents services supports opérant un contrôle du trafic en boucle ouverte. Nous avons proposé, dans la deuxième partie de cette étude, une méthode d'allocation des ressources de référence, pour les services SBR dans les réseaux ATM pour des commutateur munis de mémoires importantes. Cette méthode donne des résultats très prometteurs. Nous devons cependant constater que l'allocation des ressources sur une base locale est la première étape d'un mécanisme de contrôle d'accès, étape cruciale il est vrai, mais non unique. Le chapitre suivant achève ce mémoire avec un retour sur les travaux effectués et nos contributions. Nous discutons de certains aspects faisant partie du contrôle d'accès

dans les réseaux ATM, qui n'ont pas été abordés dans cette étude. Enfin, nous terminons ce mémoire avec un regard sur les perspectives pour recherches futures qui ont été soulevées au cours de cette étude.

CHAPITRE 4
Conclusion

4.1 Résumé des contributions

Nous nous sommes intéressés, dans cette étude, au problème du contrôle d'accès de type préventif dans les réseaux ATM, pour les services supports prévoyant un contrôle du trafic en boucle ouverte et des garanties de qualité de service, soient le mode déterministe (DBR) et le mode statistique (SBR). Les services supports dont le contrôle est effectué en mode préventif sont envisagés pour les équipements de commutation ATM de première génération, qui seront munis de fonctionalités de gestion du trafic relativement restreintes. Nous avons mené cette étude dans un cadre et sur des hypothèses que nous souhaitions les plus proches possibles de la réalité des équipements et réseaux ATM de première génération. Nous avons, par conséquent, considéré le problème du contrôle d'accès avec contrôle en boucle ouverte d'une façon très pragmatique, sans hypothèse restrictive sur les sources, et en conformité avec les normes internationales actuelles de l'ITU-TSS sur le contrôle du trafic. Nos contributions concernent plus particulièrement le cas où un multiplexage statistique est envisagé, c'est-à-dire le service support SBR. L'approche que nous avons adoptée pour effectuer un contrôle d'accès préventif, est fondée sur l'hypothèse des trafics dits du pire cas. Cette hypothèse se résume en fait à supposer que les sources de trafic adoptent un comportement de type glouton, et exploitent au maximum la marge de manoeuvre qui leur est laissée par les mécanismes de conformité les contrôlant. Cette approche est

compatible avec l'information contenue dans le descripteur de trafic normalisé, et permet d'offrir des garanties de qualité de service robustes puisque les hypothèses de trafic du pire cas que nous avons adoptées sont conservatives.

Nous nous sommes, dans un premier temps, intéressés à l'estimation de la qualité de service de niveau transfert, ou cellule, plus spécifiquement à la probabilité de perte cellule dans le multiplex ATM, servant des trafics de type pire cas. Nous avons identifié les trafics dits du pire cas en fonction des caractéristiques de l'équipement ATM concerné, et les modèles analytiques appropriés disponibles dans la littérature, permettant d'estimer la probabilité de perte cellule (ou *CLR*) pour ces trafics, ont été recensés et évalués, afin de déterminer les meilleurs compromis entre précision et simplicité. Nous nous sommes efforcés d'éclaircir les liens entre les différents indicateurs de performance utilisés pour estimer la proportion de perte cellule. Ces différents indicateurs de performance ont été validés, par comparaison à des résultats de simulation donnant la valeur exacte de la probabilité de perte pour certains modèles particulièrement pertinents, représentant un bon compromis précision et simplicité. En particulier, nous avons vérifié la précision et la sûreté de l'indicateur de performance obtenu au moyen du modèle fluide et de la méthode de (Roberts et al., 1993), par rapport au *CLR* exact, pour le multiplex ATM muni d'une mémoire importante.

Nous avons évalué dans quelles conditions l'allocation des ressources sur une base purement préventive est une option attrayante. L'utilisation que cette approche permet d'atteindre a été évaluée dans différents cadres, en fonction des caractéristiques des commutateurs ATM concernés et des paramètres de trafic normalisés déclarés par les connexions. Deux caractéristiques des équipements ATM sont particulièrement déterminantes, soient la fonction d'espacement au débit crête, et la taille des mémoires dont sont munis les commutateurs. Nous avons identifié trois cadres pour l'allocation de

ressources en mode préventif, dépendant de la taille des mémoires dans les commutateurs ATM, et du service support: *i)* l'allocation au débit crête pour le mode DBR, et en mode SBR; *ii)* l'allocation statistique dans un cadre où les rafales sont perdues, ce qui correspond à l'utilisation de commutateurs munis de mémoires de petite taille; *iii)* et l'allocation statistique dans un cadre à rafales tamponnées, ce qui correspond à l'utilisation de mémoire importantes dans les commutateurs.

Nous avons évalué l'effet des différents paramètres de trafic sur la charge admissible, pour une certaine contrainte de *CLR*. Nos résultats indiquent et confirment:

1. l'importance d'effectuer un espacement au débit crête sur les connections, qu'elles soient de type DBR ou SBR, pour réduire autant que possible la *CDV* et augmenter l'utilisation des liens. L'allocation des ressources sur la base d'un trafic pire cas sans espacement est peu envisageable, étant données les faibles efficacités atteintes sous ces hypothèses;
2. en mode SBR à rafales perdues, la possibilité d'atteindre une charge admissible intéressante, seulement pour les sources dont le débit crête est faible par rapport à la capacité de transmission;
3. en mode SBR à rafales tamponnées, et pour des sources espacées, la possibilité d'atteindre des efficacités intéressantes dans des conditions qui sont facilement vérifiées.

Ce travail nous a, en outre, permis de confirmer le besoin pour la conception d'une méthode d'allocation des ressources permettant d'exploiter efficacement les systèmes munis de mémoires relativement importantes, pour les services SBR1 dans les réseaux ATM de première génération. C'est sur ce point que réside notre principale contribution. En effet, l'allocation de ressources en mode SBR à rafales tamponnées n'avait pas jusqu'à récemment, fait l'objet de nombreux efforts de recherche dans la

communauté ATM. Nous nous sommes efforcés de combler ce vide en proposant une méthode d'allocation des ressources adaptée au type de trafic constituant la plus forte demande à court et moyen termes pour ATM, c'est-à-dire le trafic généré par les applications à débit variable, telles les applications téléinformatiques. La méthode que nous proposons peut être considérée comme une méthode de référence, dans un contexte de contrôle préventif basé sur les hypothèses de pire cas, au sens où elle permet de quantifier l'efficacité maximale qu'il est possible d'atteindre sous ces hypothèses, pour un ensemble de ressources donné. Nous avons, en outre, pris soin de poser le problème du contrôle d'accès d'une façon claire, en faisant ressortir les interactions entre les niveaux cellules et appels.

La méthode de référence est basée sur le calcul d'un débit équivalent pour chaque classe de trafic, permettant de quantifier de façon aussi précise que possible, le débit devant être alloué à une connexion SBR pour une contrainte de perte cellule donnée. Le débit équivalent dépend des paramètres de trafic de la connexion et des ressources du système, soient la mémoire et le débit de transmission, et peut être calculé de façon indépendante pour chaque classe de trafic. Ce calcul est basé sur un modèle fluide, celui de (Roberts et al., 1993), permettant de calculer le nombre maximum de sources admissibles de façon précise mais conservative. Le débit équivalent est ensuite obtenu en divisant la débit de transmission du lien par l'estimé du nombre de sources admissibles, dans un contexte homogène. Le calcul des débits équivalents à partir d'un contexte homogène simplifie largement le problème de l'allocation des ressources, car la complexité devient alors indépendante du nombre de classes de trafic, qui, de par la nature multi-services et la flexibilité des réseaux ATM, sera élevé. Notre approche constitue la base d'un contrôle d'accès utilisant les débits équivalents calculés hors-ligne. La méthode a été validée au moyen d'une campagne de simulation intensive, qui

nous a permis d'explorer la zone admissible exacte basée sur le *CLR*. Les résultats démontrent que dans la grande majorité des cas, la frontière de la zone admissible est linéaire, ou quasi-linéaire, ce qui assure le bon fonctionnement et l'efficacité de la méthode.

Afin d'illustrer l'utilité de la méthode de référence comme base de comparaison, nous avons effectué une comparaison à une méthode d'allocation des ressources concurrente fondée sur des hypothèses similaires, soit la méthode proposée par (Elwalid et al., 1995). Nous avons, dans plusieurs cas, constaté des différences sensibles entre les résultats de simulation exacts et les résultats prévus par l'analyse d'Elwalid et al., ce qui démontre que les résultats fondés sur des modèles approchés doivent être considérés avec prudence, car ils peuvent ne pas refléter fidèlement le fonctionnement du système réel et conduire à une sous-utilisation des ressources. En effet, les résultats démontrent que pour certaines matrices de trafic considérées, la méthode de référence permet de doubler l'utilisation par rapport à la méthode concurrente. Le gain d'utilisation pourra varier en fonction du mélange des trafics, mais la possibilité de gains de cette importance démontre l'intérêt d'effectuer une allocation des ressources aussi efficace que possible. Notre approche offre donc une alternative très intéressante à la méthode d'Elwalid et al. Notons que cette dernière méthode d'allocation des ressources, est actuellement considérée pour être implantée dans des équipements de commutation ATM commerciaux (A. Gravey, communication personnelle, 1996), ce qui démontre bien le besoin et l'intérêt de notre travail d'un point de vue d'exploitation de réseau. En outre, notre notion de débit équivalent, qui dépend des deux ressources du système, permet d'appliquer les résultats du modèle de réseau multi-débit à la conception et au dimensionnement des réseaux ATM en exploitant de façon aussi efficace que possible la taille des mémoires tampon, ce qui n'était pas possible auparavant.

Les résultats que nous avons obtenus de cette méthode sont très prometteurs. Cependant, d'un point de vue pratique, nous ne prétendons pas avoir résolu tous les problèmes reliés à une implantation de cette approche. Nous discutons, dans la section suivante, de certains aspects faisant partie du contrôle d'accès dans les réseaux ATM qui n'ont pas été abordés dans cette étude, notamment le développement de procédures de calcul efficaces pour la méthode de référence, la sélection des paramètres de trafic normalisés, les aspects réseaux du contrôle d'accès, et l'intégration des services. Enfin, nous énonçons, pour conclure ce mémoire, certains points qui mériteraient, à nos yeux, de faire l'objet de recherches futures.

4.2 Discussion des résultats et implications pour le contrôle d'accès

4.2.1 Développement de procédures de calcul efficaces pour la méthode de référence

Le calcul du débit équivalent que nous proposons d'utiliser pour chaque classe de traffic, soit $e_i = C/N_i^{max}$ où N_i^{max} est effectué par le biais de la méthode de (Roberts et al., 1993), a l'avantage d'être à la fois précis et conservatif dans la plupart des cas. Cependant, il requiert un nombre relativement important d'opérations. Il peut donc servir de base à une méthode de contrôle d'accès où les débits équivalents sont calculés hors-ligne. Notons que cette méthode est également prévue pour les débits équivalents de (Elwalid et al., 1995). Rappelons que chaque ensemble de paramètres de trafic différents correspond à une classe de trafic, et que pour chaque classe de trafic, il y a un débit équivalent à calculer pour chaque valeur du débit de transmission C dans le réseau (en supposant que les valeurs de B sont les mêmes dans le réseau). Idéalement, on souhaiterait que les débits équivalents puissent être calculés en temps réel, ce qui

apporterait un maximum de flexibilité au réseau. En effet, si les débits équivalents sont calculés hors-ligne, il est clair qu'il faudra fixer un ensemble de valeurs que pourront prendre les paramètres de trafic, et limiter le nombre de classes de trafic que l'on peut offrir, et pour lesquelles le débit équivalent sera connu au moment de la demande d'accès.

Un calcul en temps réel permettrait d'éliminer cette restriction et d'accepter un nombre de classes de trafic beaucoup plus élevé. Remarquons toutefois qu'étant donnée la vitesse à laquelle doit opérer un commutateur ATM, il n'est pas trivial qu'un calcul de débit équivalent d'une précision satisfaisante puisse être effectué en temps réel, quelle qu'en soit la méthode. Cela n'exclut pas, cependant, la recherche de procédures plus efficaces pour le calcul du débit équivalent, par exemple avec les approximations par la théorie des évenements rares, qui conduisent à une complexité de calcul nettement moins élevée que la méthode que nous avons utilisée (Simonian et Guibert, 1995). Cette dernière contribution propose une méthode de calcul pour la distribution de la longueur de la file qui est applicable au modèle fluide de (Roberts et al., 1993), dont la complexité est toujours proportionnelle à C, mais requérant un nombre d'opérations numériques beaucoup plus faible.

4.2.2 Choix optimal des paramètres de trafic normalisés

Nous avons, au cours de cette étude, soulevé la possibilité d'obtenir des utilisations élevées sur la base d'une allocation pour les pire cas de trafic, dans certaines conditions. Notons que notre évaluation de l'utilisation repose sur l'hypothèse que les sources exploitent à fond les ressources qui leurs sont allouées. Ceci soulève le problème du choix des paramètres de trafic, qui a une incidence importante sur l'exploitation efficace des ressources du réseau (Rosenberg et Hébuterne, 1994; Guillemin et al.,

1995). Si les paramètres déclarés caractérisent mal le trafic de l'usager, l'utilisation réelle du système pourrait être faible. La sélection optimale des paramètres de trafic normalisés, en fonction des caractéristiques du trafic de l'usager et des ressources du réseau, est demeuré jusqu'à maintenant un problème ouvert. Le calcul du débit équivalent que nous proposons ouvre une possibilité intéressante pour la résolution de ce problème. En effet, on pourrait imaginer que le réseau incite les usagers à choisir, au moyen d'une tarification proportionnelle au débit équivalent, les paramètres minimisant le débit équivalent. Ceci permettrait d'exploiter au mieux les ressources, tout en apportant une solution simple au problème du choix des paramètres. Cette possibilité reste à approfondir.

4.2.3 Aspects réseau de l'allocation des ressources

Nous nous sommes intéressés essentiellement, dans cette étude, à l'aspect local du contrôle d'accès, soit l'allocation des ressources dans le respect des contraintes de QS de niveau local. En effet, d'un point de vue pragmatique, on conçoit mal comment l'opération d'allocation des ressources pourrait être effectuée autrement que de cette manière, soit de façon indépendante sur chacun des noeuds sur une voie virtuelle. En toute rigueur, cependant, les hypothèses sur le comportement des sources que nous avons formulées (notamment la conformité aux paramètres de trafic déclarés) sont valides seulement pour le premier étage de multiplexage dans le réseau, c'est-à-dire immédiatement après le point de contrôle de conformité à l'UNI. Par ailleurs, nous avons, au cours de cette étude, négligé l'effet de la *CDV* sur les trafics de type pire cas, en supposant que les trafics étaient régulièrement espacés à leur débit crête avant d'entrer dans le réseau. En général, la traversée d'un commutateur, comme tout multiplexage, modifie les caractéristiques des connexions, notamment en ajoutant une

gigue de multiplexage, causée par les arrivées simultanées de cellules (COST, 1992). En pratique il est donc nécessaire de tenir compte de la gigue, en particulier pour la traversée d'un réseau.

En mode DBR et SBR à rafales perdues, pour des sources espacées au débit crête, la présence d'un tampon d'une taille de l'ordre de 100 à 150 cellules suffit à absorber la gigue, et ce, non seulement à un seul noeud, mais également pour tout le réseau sous certaines conditions, notamment lorsque le *PCR* est inférieur à 1/50 du débit du lien (Boyer et al., 1992; Gravey et Blaabjerg, 1994; COST, 1996). Ce phénomène s'explique par le fait que les tampons de niveau cellule peuvent être dimensionnés de façon sûre avec une *M/D/1*; en effet, il est connu empiriquement qu'un processus de Poisson représente le cas limite d'une superposition de flux préalablement espacés ayant subi la traversée de plusieurs étages de multiplexage. Le calcul d'un débit équivalent sur la base des paramètres déclarés, non seulement à l'entrée, mais au sein du réseau, est alors parfaitement justifiable (COST, 1996).

Le cas des systèmes munis de mémoires importantes est moins simple. Certaines études, notamment celle de (Lau et Li, 1993), démontrent que dans certaines conditions, l'effet de la traversée des commutateurs sur les caractéristiques des trafics peut être négligé. En effet, si la contribution individuelle de chaque source est faible, si le débit crête est inférieur à 5% du débit de transmission, et si l'acheminement dans le réseau est suffisamment diversifié, limitant ainsi les corrélations aux étages ultérieurs, les caractéristiques des connexions demeurent inchangées par la traversée d'un multiplex. Lorsque ces conditions ne sont pas réunies, il est nécessaire d'effectuer une remise en forme dans le réseau pour s'assurer que l'hypothèse de sources conformes à leurs déclarations demeure valide au sein du réseau (Boyer et al., 1992; Georgiadis et al., 1996). Une alternative à cette approche consisterait à chercher à caractériser le flux de

sortie des multiplex à différentes étapes dans le réseau et, par exemple, d'identifier un modèle permettant une allocation conservative des ressources (Gravey et Sévilla, 1996). Si la prudence de cette approche est indéniable, c'est aussi sa principale faiblesse, car elle permettrait d'atteindre des utilisations vraisemblablement très faibles.

Le cas des sources de type pire cas non-espacées à leur débit crête n'a pas été exploré, mais il est à craindre que la présence de rafales au débit du lien à l'intérieur d'une période active ait un effet très néfaste sur l'utilisation, excepté dans les cas où le tampon est très grand par rapport à la taille des rafales, le débit crête n'ayant alors aucune importance.

4.2.4 Intégration des services

Nous avons, dans cette étude, considéré chaque type de service ou mode de fonctionnement (soient le mode *DBR*, *SBR* avec rafales perdues, et *SBR* avec rafales tamponnées) sur une base individuelle, c'est-à-dire en isolation, où nous supposons que les connexions ont la même priorité et les mêmes contraintes de QS lorsqu'elles utilisent le même service support. En pratique, on prévoit que les premiers commutateurs ATM seront munis d'une priorité temporelle donnée au trafic temps réel, et que l'intégration des services supports sera effectuée par le biais d'une ségrégation partielle. Cette approche implique la présence de deux tampons dans les commutateurs, un petit (environ 100 cellules) pour les services à temps réel, traités par exemple en mode DBR, et un grand (environ 1000 cellules) pour les services indifférents aux délais, traités en mode SBR par exemple. L'impact d'une priorité temporelle donnée aux services temps réel sur notre méthode d'allocation des ressources pour les services SBR non temps réel, demande à être exploré.

Une autre proposition pour réaliser l'intégration des services est celle de (de Veciana et al., 1995), à laquelle nous avons fait allusion dans la section 2.4.2. Dans ce cas, les différents services supports sont multiplexés dans des mémoires séparées, et un mécanisme de service équitable est utilisé pour partager le débit entre les différents services supports. A l'intérieur d'un service support, le service est effectué suivant une politique PAPS. Ceci équivaut par exemple, à garantir un certain débit de service C et un espace mémoire B, à l'ensemble des connexions utilisant un service support *SBR*. La méthode de référence que nous proposons serait donc applicable dans ce contexte, moyennant une adaptation des plus minimales.

4.3 Recommandations pour recherches futures

La méthode que nous proposons pour effectuer l'allocation des ressources en mode SBR1, qui tient compte explicitement des deux ressources du réseau, soient la ressource débit et la ressource mémoire, ouvre différentes avenues de recherche auxquelles nous avons fait allusion à la section 4.2. Rappelons, dans un premier temps, que les résultats que nous avons obtenus démontrent que dans certains cas, le gain par rapport à la méthode d'Elwalid et al., une méthode d'allocation des ressources qui sera implantée dans des commutateurs ATM de première génération, est important. La méthode de référence est donc d'un intérêt certain pour les concepteurs et exploitants de réseaux ATM. Cependant, certains aspects demandent à être approfondis. Notamment, nous n'avons pas évalué de façon très poussée dans cette étude les problèmes liés à l'intégration des services, ni l'effet sur les flux de trafic, de la traversée de plusieurs étages de multiplexage successifs. La méthode demanderait également une validation par rapport à des résultats de simulation pour des valeurs plus petites de la probabilité de perte cellule. Il s'agit là, toutefois, d'un problème faisant l'objet de recherches actives.

Enfin, du point de vue de l'implantation de cette méthode, il serait utile de développer des procédures de calcul plus efficaces pour les débits équivalents, et éventuellement un calcul en temps réel. Nous avons aussi souligné le fait que notre approche pourrait permettre de trouver une solution élégante au problème du choix des paramètres de trafic. En effet, une tarification proportionnelle au débit équivalent pourrait permettre d'inciter les usagers à choisir leurs paramètres de façon à maximiser l'utilisation des ressources du même coup.

La perspective la plus intéressante de cette étude est due au fait que la notion de débit équivalent permet d'effectuer la conception et le dimensionnement de réseaux ATM dans le cadre des réseaux multi-services multi-débits. Si la notion de débit équivalent en elle-même n'est pas nouvelle, bien sûr, en revanche notre définition du débit équivalent tient compte des deux ressources du système, mémoire et débit, ce qui n'était pas le cas des méthodes antérieures, exception faite de (Elwalid et al., 1995). Un exemple de cadre de conception de réseau ATM fondé sur le cadre de travail des réseaux multi-débits utilisant le calcul du débit équivalent proposé par (Elwalid et al., 1995), a été récemment publié par (Mitra et al., 1996). Nous n'avons fait qu'effleurer le sujet en évaluant notre méthode au niveau appel, sur un seul lien. Les résultats que nous avons obtenus permettent d'affirmer qu'il serait très intéressant d'étudier la conception de réseau ATM à partir de la méthode de référence d'allocation des ressources et de comparer aux résultats obtenus au moyen de méthodes concurrentes. Notre méthode d'allocation des ressources de référence pourra également être utilisée pour comparer l'utilisation obtenue avec les méthodes réactives de contrôle du trafic, qui sont des méthodes assez complexes, à l'utilisation que l'on obtient dans un cadre de contrôle préventif lorsque les ressources sont allouées efficacement.

RÉFÉRENCES

AALTO, S. (1994). Output from an A-M-S type fluid queue. *Proc. ITC-14*, pages 421-430.

AEIN, J.M. (1978). A multi-user-class, blocked-calls-cleared, demand access model. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 26, no 3, pages 378-385.

ANICK, D., MITRA, D. ET SONDHI, M.M. (1982). Stochastic theory of a data handling system with multiple sources. *Bell Systems Technical Journal*, vol. 61, no 8, pages 1871-1894.

ATM FORUM (1996). *Traffic management specification version 4.0.*

BEAN, N.G. (1994). Robust connection acceptance control for ATM networks with incomplete source information. *Annals of Operations Research*, vol. 48, pages 357-379.

BEAN, N.G. (1994b). Effective bandwidth with different quality of service requirements. *IFIP '94: Integrated broadband commnication networks and services*, pages 241-252.

BENES, V.E. (1963). *General Stochastic Processes in the Theory of Queues*, Addison Wesley.

BENSAOU, B., GUIBERT, J. et ROBERTS, J.W. (1990). Fluid queueing model for a superposition of On/Off sources. *ITC Broadband Seminar*, Morristown.

BENSAOU, B., GUIBERT, J., ROBERTS, J.W. et SIMONIAN, A. (1994). Performance of an ATM multiplexer queue in the fluid approximation using the Benes approach. *Annals of Operations Research*, vol. 49, pages 137-160.

BERAN, J., SHERMAN, R., TAQQU, M.S. et WILLINGER, W. (1995). Variable-bit-rate video traffic and long-range dependence. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 43, no 2/3/4, pages 1566-1579.

BISDIKIAN, C., LEW, J. S. et TANTAWI, A. N. (1993). On the tail approximation of the blocking probability of single server queues with finite buffer capacity. *Queueing Networks with Finite Capacity*, R. O. Onvural et I. F. Akyildiz, éditeurs, Elsevier Science Publishers.

BLONDIA, C. et CASALS, O. (1992). Statistical multiplexing of VBR sources: A matrix-analytic approach. *Perf. Eval.*, vol. 16, no 5, pages 5-20.

BONOMI, F., MONTAGNA, S. et PAGLINO, R. (1993). A further look at statistical multiplexing in ATM networks. *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 26, pages 119-138.

BOTVITCH, D.D. et DUFFIELD, N.G. (1995). Large deviations, the shape of the loss curve, and economies of scale in large multiplexers. *Queueing Systems*, vol. 20, pages 293-320.

BOYER, P., GUILLEMIN, F., SERVEL, M. et COUDREUSE, J.-P. (1992). Spacing cells protects and enhances utilization of ATM network links. *IEEE Network* , septembre 1992, pages 38-49.

BOYER, P. et TRANCHIER, D. (1992). A reservation principle with applications to the ATM traffic control. *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 24, pages 321-334.

BRICHET, F., ROBERTS, J.W., SIMONIAN, A. et VEITCH, D. (1995). Heavy traffic analysis of a storage model with long range dependent on-off sources. Soumis pour publication.

BROCKMEYER, E., HALSTROM, H.L. et JENSEN, A. (1948). *The life and works of A.K. Erlang*. The Copenhagen Telephone Co., Copenhagen.

BURAKOWSKI, W., KOPERTOWSKI, Z. et BAK, A. (1994). *Neural networks in application to CAC function in ATM networks*. COST-242TD94(31).

CHANG, C. S. (1994). Stability, queue length and delay of deterministic and stochastic queueing networks, *IEEE Trans. Automa. Contr.*, vol. 39, pages 913-931.

CHANG, C. S. et THOMAS, J. A. (1995). Effective bandwidth in high-speed digital networks. *IEEE JSAC*, vol. 13, no 6, pages 1091-1100.

CHOUDHURY, G. L., LUCANTONI, D. M. et WHITT, W. (1996). Squeezing the most out of ATM. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 44, no 2, pages 203-217.

CHUNG, S.P. et ROSS, K.W. (1993). Reduced load approximations for multi-rate loss networks. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 41, no 8, pages 1222-1231.

CIDON, I., GUÉRIN, R., KESSLER, I. et KHAMISY, A. (1994). Analysis of a statistical multiplexer with generalized periodic sources. *IFIP High Performance Networking*, S. Fdida, éditeur, pages 325-339.

CIDON, I. et SIDI, M. (1989). *Performance analysis of asynchronous transfer mode (ATM) systems*. Rapport technique RC 14395, IBM Research Division, T. J. Watson Research Center, Yorktown Heights, N. Y.

COST 224 (1992). *Performance Evaluation and Design of Multiservice Networks*, rapport final du projet COST 224, J. W. Roberts, éditeur. Commission of the European Communities.

COST 242 (1996). *Methods for the Performance Evaluation and Design of Broadband Multiservice Networks*, rapport final du projet COST 242. Commission of the European Communities.

COURCOUBETIS, C. et WEBER, R. (1996). Buffer overflow asymptotics for a switch handling many traffic sources. *JAP*, vol. 33.

CRUZ, R. L. (1991). A calculus for network delay, part I: Networks elements in isolation, *IEEE Trans. on Inf. Theory*, vol. 37, pages 114-131.

CRUZ, R. L. (1991b). A calculus for network delay, part II: Networks analysis, *IEEE Trans. on Inf. Theory*, vol. 37, pages 132-141.

CRUZ, R. L. (1995). Quality of service guarantees in virtual circuit switched networks. *IEEE JSAC*, vol. 13, no 6, pages 1048-1056.

De VECIANA, G., COURCOUBETIS, C. et WALRAND, J. (1994). Decoupling bandwidths for networks: A decomposition approach to resource management for networks. *IEEE INFOCOM '94*, vol. 2, pages 466-474.

De VECIANA, G., KESIDIS, G. et WALRAND, J. (1995). Resource management in wide-area ATM networks using effective bandwidths. *IEEE JSAC*, vol. 12, no 6, pages 1081-1090.

DECINA, M. et TONIATTI, T. (1992). Bandwidth allocation and selective discarding for variable bit rate video and bursty data calls in ATM networks. *Int. J. Digital Analog Comm. Syst.*, vol. 5, pages 85-96.

DEMERS, A., KESHAV, S. et SHENKER, S. (1989). Analysis and simulation of a fair queueing algorithm. *ACM SIGCOMM '89*.

DOSHI, B. T. (1994). Deterministic rule based traffic descriptors for Broadband ISDN : Worst case behavior and connection acceptance control. *Proc. ITC-14*, pages 591-600.

DOSHI, B.T., DRAVIDA, S. et HARSHAVARDHANA, P. (1994). Performance and roles of bandwidth and buffer reservation schemes in high speed networks. *Proc. ITC-14* , pages 23-34.

DOSHI, B.T. et HEFFES, D. (1991). Performance of an in-call buffer-window reservation/allocation scheme for long file transfers. *IEEE JSAC*, vol. 9, no 7.

DUFFIELD, N. G. et O'CONNELL, N. (1995). Large deviations and overflow probabilities for the general single-server queue, with applications. A paraître dans *Proc. Cambridge Phil. Soc.*

DZIONG, Z., MIGNAULT, J. et ROSENBERG, C. (1993). Blocking Evaluation for Networks with Reward Maximization Routing. *INFOCOM* '93.

DZIONG Z., MONTANUY, O. et MASON, L.G. (1994). Adaptive traffic admission in ATM networks - optimal estimation framework. *Proc. ITC-14*, pages 1065-1076.

DZIONG, Z. et ROBERTS, J. W. (1987). Congestion probabilities in a circuit-switched integrated services network. *Perf. Eval.*, vol. 7, pages 267-284.

ELWALID, A. I. et MITRA, D. (1993). Effective bandwidth of general Markovian traffic sources and admission control of high speed networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 1, no 3, juin 1993, pages 329-343.

ELWALID, A. I., MITRA, D. et WENTWORTH, R. H. (1995). A new approach for allocating buffers and bandwidth to heterogeneous, regulated traffic in an ATM node. *IEEE JSAC*, vol. 13, no 6, pages 1115-1127.

ENOMOTO, O. et MIYAMOTO, H. (1973). An analysis of mixtures of multiple bandwidth traffic on time division in switching networks. *Proc. ITC-7*, p. 635.1-8.

FABREGAT-GESA, R., SOLE-PARETA, J., MARZO-LAZARO, J. L. et DOMINGO-PASCUAL, J. (1994). Bandwidth allocation based on real time calculations using the convolution approach. *GLOBECOM 94*, pages 788-793.

FERRARI, D. et VERMA, D.C. (1990). A scheme for real-time channel establishment in wide-area networks. *IEEE JSAC*, vol. 8, no 3, pages 368-379.

FISHER, W., WALLMEIER, E., WORSTER, T., DAVIS, S. P. et HAYTER, H. (1994). Data communications using ATM: architectures, protocols and resource management. *IEEE Comm. Mag.*, août 1994, pages 24-33.

FOWLER, H. J. et LELAND, W. E. (1991). Local area network traffic characteristics, with implications for broadband network congestion management. *IEEE JSAC*, vol. 9, no 7, pages 1139-1149.

FRITSCH, T., MITTLER, M. et TRAN-GIA, P. (1992). *Artificial neural net applications in telecommunication systems*, Université de Wurzburg, Rapport no 52.

FROST ,V. S. et MELAMED, B. (1994). Traffic modeling for telecommunication networks. *IEEE Comm. Mag.*, mars 1994, pages 70-81.

GARCIA, J., BARCELO, J.M. et CASALS, O. (1995). An exact model fo the multiplexing of worst case traffic sources. *IFIP: Sixth Int. Conf. on Data Comm., Syst. and their Performance*, Istanbul.

GARCIA, J. et CASALS, O. (1996). A discrete time queueing model to study the cell delay variation in an ATM network. A paraître dans *Performance Evaluation*.

GARRETT, M. W. et WILLINGER, W. (1994). Analysis, modeling and generation of self-similar VBR video traffic. *ACM SIGCOMM'94*, pages 269-280.

GAZDZICKI, P., LAMBADARIS, I. et MAZUMDAR, R.R. (1993). Blocking probabilities for large multi-rate Erlang loss systems, *Adv. Appl. Prob.*, vol. 25, no 4, pages 997-1009.

GEORGIADIS, L., GUÉRIN, R., PERIS, V., et SIVARAJAN, K. N. (1996). Efficient network QoS provisioning based on per node traffic shaping. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 4, no 4, pages 482-501.

GIBBENS, R. J. et HUNT, P. J. (1991). Effective bandwidths for the multi-type UAS channel. *Queueing systems*, vol. 9, pages 17-28.

GIBBENS, R., KEY, P. et KELLY, F. P. (1995). A decision-theoretic approach to call admission control in ATM networks. *IEEE JSAC*, vol. 13, no 6, août 1995, pages 1101-1113.

GIRARD, A. (1990). *Routing and dimensioning in circuit-switched networks*. Addison-Wesley.

GOLESTANI, S. J. (1994). A self-clocked fair queueing scheme for broadband applications. *INFOCOM '94*.

GOLESTANI, S. J. (1995). Network delay analysis of a class of fair queueing algorithms. *IEEE JSAC*, vol. 13, no 6, pages 1057-1070.

GRAVEY, A. et BLAABJERG, S., éditeurs (1994). *Cell Delay Variation in ATM Networks*. Rapport intérimaire du projet COST 242, Commission of the European Communities.

GRAVEY, A., BOYER, J. , SÉVILLA, K. et MIGNAULT, J., (1997). Resource allocation for worst case traffic in ATM networks. *Performance Evaluation*, à paraître, 1997.

GRAVEY, A. et HÉBUTERNE, G. (1991). Mixing time and loss priorities in a single server queue. *ITC-13*.

GRAVEY, A., LOUVION J.-R. et BOYER P. (1990). On the Geo/D/1 and Geo/D/1/n queues. *Perf. Eval.*, vol. 11, pages 117-125.

GRAVEY, A. MIGNAULT, J. et SÉVILLA, K. (1995). Resource allocation in ATM networks based on enforceable traffic characteristics. *Schloβ Dagstuhl Seminar*, septembre 1995.

GRIFFITH, T. R. (1990). Analysis of a connection acceptance strategy for asynchronous transfer mode networks. *Proc. GLOBECOM 90*, San Diego, communication 505.4.

GRIFFITHS, R. et KEY, P. (1994). Adaptive call admission control in ATM networks. *Proc. ITC-14*, pages 1089-98.

GUERIN, R., AHMADI, H. et NAGHSHINEH, M. (1991). Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks. *IEEE JSAC*, vol. 9, no 7, septembre 1991, pages 968-981.

GUIBERT, J. (1994). Overflow probability upper bound for heterogeneous fluid queues handling general on-off sources. *Proc. ITC-14*, pages 65-74.

GUIBERT, J. (1995). Overflow probability upper bound in fluid queues with general on-off sources. *JAP*, vol. 31, no 3, pages 1134-1139.

GUILLEMIN, F., ROSENBERG, C. et MIGNAULT, J. (1995). On characterizing an ATM source via the Sustainable Cell Rate Traffic Descriptor. *IEEE INFOCOM '95*.

GUN, L. et GUERIN, R. (1993). Bandwidth management and congestion control framework of the broadband network architecture. *Computer Networks and ISDN systems*. vol. 26, pages 61-78.

HEFFES, H. et LUCANTONI, D. M. (1986). A Markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance, *IEEE JSAC*, vol. 4, no 6.

HUBNER, F. (1990). Analysis of a finite-capacity asynchronous multiplexer with deterministic traffic sources. *Proc. ITC-7*. Communication 11.2.

HUBNER, F. et TRAN-GIA, P. (1991). Quasi-stationary analysis of a finite capacity asynchronous multiplexer with modulated deterministic input. *Proc. ITC-13*, pages 723-729.

HUI, J. Y. (1988). Resource allocation for broadband networks , *IEEE JSAC*, vol. 6, no 9, pages 1598-1608.

HUI, J. Y. (1990). *Switching and traffic theory for integrated broadband networks*. Klewer Academic Publisher.

ISO (1993). International Standard: ISO/IEC IS 11172-2. *Coding of moving pictures and associated audio for digital storage media up to 1.5 Mbits/s Part 2, Video.*

ITU-T Recommandation I.211 (1990). *B-ISDN Service Aspects*. Genève.

ITU-T Recommandation I.356 (1996). *B-ISDN ATM layer cell transfer performance*. Genève, Mai 1996.

ITU-T Recommandation I.371 (1996). *Traffic control and congestion control in B-ISDN*. Genève, Mai 1996.

IVERSEN, V. B. (1987). The exact evaluation of multi-service loss sytems. *Teleteknik*, vol. 2, pages 56-61.

JORDAN, S. (1995). A continuous state space model of multiple service multiples resource communication networks. *IEEE Trans. on Comm.*, vol 43, no 2/3/4, pages 477-484.

KAUFMAN, D. (1994). *Modèles stochastiques, leur solution et leur application à l'évaluation des performances des réseaux large bande*. Thèse de Doctorat, École Nationale Supérieure des Télécommunications, Paris.

KAUFMAN, J. S. (1981). Blocking in a shared resource environment. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 29, no 10, pages 1474-1481.

KELLY, F. P. (1986). Blocking probabilities in large circuit-switched networks. *Adv. Appl. Prob.*, vol. 18, pages 473-505.

KELLY, F. P. (1991). Effective bandwidths at multi-class queues. *Queueing Systems*, vol. 9, pages 5-15.

KELLY, F. P. (1991b). Loss networks, *Ann. of Appl. Prob.*, vol. 1, no 3, pages 319-378.

KELLY F. P. (1994). Tariffs and effective bandwidths in multiservice networks. *Proc. ITC-14*, pages 401-410.

KESIDIS, G., WALRAND, J. et CHANG, C.-S. (1993). Effective bandwidths for multiclass Markov fluids and other ATM sources. *IEEE Trans. on Networking*, vol. 1, no 4, août 1993, pages 424-428.

KLEINEWILLINGHOFER-KOPP, R. et WOLLNER, E. (1988). Comparison of access control strategies for ISDN-traffic on common trunk groups. *ITC-12*, p. 5.4A.2.1-7.

KOSTEN, L. (1974). Stochastic theory of a multi-entry buffer (I). *Delft Progress Report series F*, vol. 1, pages 10-18.

KRONER, H. (1991). Statistical multiplexing of sporadic sources - Exact and approximate performance analysis. *ITC-13*, pages 787-793.

KRONER, H., EBERSPACHER, M., THEIMER, T.H., KUHN, P.J. et BREIM, U. (1992). Approximate analysis of the end-to-end delay in ATM networks. *INFOCOM '92*, pages 978-986.

KRONER, H., HÉBUTERNE, G., BOYER, P. et GRAVEY, A. (1991). Priority management in ATM switching nodes. *IEEE JSAC*, vol. 9, no 3.

KRONER, H., RENGER, T. et KNOBLING, R. (1994). Performance modelling of an adaptive CAC strategy for ATM networks. *Proc. ITC-14*, pages 1077-1088.

KRONER, H., THEIMER, T.H. et BRIEM, U. (1990). Queueing models for ATM systems - a comparison. *ITC Seminar*, Morristown, USA.

KUNG, H. T. et MORRIS, R. (1995). Credit-based flow control for ATM networks. *IEEE Network*, mars 1995, pages 40-48.

KVOLS, K. et BLAABJERG, S. (1992). Bounds and approximations for the periodic on/off queue with applications to ATM traffic control. *IEEE INFOCOM '92*, pages 487-494.

LABOURDETTE, J.F.P. et HART, G.W. (1990). Blocking probabilities in multirate loss systems: insensitivity, asymptotic behavior and approximations. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 40, no 8, pages 1355-1365.

LAU, W.C. et LI, S .Q. (1993). Traffic analysis in large-scale high-speed integrated networks: validation of nodal decomposition approach. *IEEE INFOCOM '93*, pages 1320-1329.

LE GALL, D. (1991). MPEG: A video compression standard for multimedia applications. *Comm. of the ACM*, vol. 34, no 4, pages 46-58.

LEE, H. W. et MARK, J. W. (1995). Capacity allocation in statistical multiplexing of ATM sources. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 3, no 2, pages 139-151.

LELAND, W. E., TAQQU, M. S., WILLINGER, W. et WILSON, D. V. (1994). On the self-similar nature of Ethernet traffic (extended version). *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 2, no 1, pages 1-15.

LELAND, W. E., WILLINGER, W., TAQQU, M. S. et WILSON, D. V. (1994b). Statistical analysis and stochastic modeling of self-similar data traffic. *Proc. ITC-14*, pages 319-328.

LIKHANOV, N., TSYBAKOV, B. et GEORGANAS, N.D. (1995). Analysis of an ATM buffer with self-similar ("Fractal") input traffic. *INFOCOM 95*, pages 985-992.

LINDBERGER, K. (1991). Analytical methods for the traffic problems with statistical multiplexing in ATM networks, *ITC-13*, Copenhague.

MARK, B. L. et RAMAMURTHY, G. (1996). UPC based traffi descriptors for ATM: how to determine, interpret and use them. *Telecommunication Systems*, vol. 5, no 1-3, mai 1996.

MAUGER , R. et BRUECKHEIMER, S. (1995). The role of ATM in 64 kbits/s switching and transmission networks. *ISS'95*.

MIGNAULT, J., GRAVEY, A. et ROSENBERG, C. (1996). A survey of straightforward statistical multiplexing models for ATM networks. *Telecommunication Systems*, vol. 5, no 1-3, mai 1996, pages 177-208.

MIGNAULT, J., ROSENBERG, C. et GRAVEY, A. (1997). A reference resource allocation method for ATM Statistical Bit Rate services, soumis pour publication à *IEEE/ACM Transactions on Networking*.

MITRA, D. et MORRISON, J. A. (1994). Independent regulated processes to a shared unbuffered resource which maximize the loss probability, preprint.

MITRA, D. et MORRISON, J. A. (1994b). Erlang capacity and uniform approximations for shared unbuffered resources. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 2, pages 558-570.

MITRA, D. et MORRISON, J. A. et RAMAKRISHNAN, K. G. (1996). ATM network design and optimization: a multirate loss network framework. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 4, no 4, pages 531-543.

MONTEIRO, J. A. S., GERLA, M. et FRATTA, L. (1991). Statistical multiplexing in ATM networks. *Perf. Eval.*, vol. 12, pages 157-167.

NAGLE, J. (1987). On packet switches with infinite storage. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 35, pages 435-438.

NEVES, J.E., de ALMEIDA, L.B. et LEITAO, M.J. (1994). B-ISDN connection admission control and routing strategy with traffic prediction by neural networks. *ICC '94*.

NEWMAN, P. (1994). Traffic management for ATM local area networks. *IEEE Comm. Mag.*, août 1994, pages 44-50.

NORROS, I. (1994). A storage model with self-similar input. *Queueing Systems*, vol. 16, pages 387-396.

NORROS, I. (1995). On the use of fractional Brownian motion in the theory of connectionless networks. *IEEE JSAC*, vol. 13, no 6, pages 953-962.

NORROS, I., ROBERTS, J. W., SIMONIAN, A. et VIRTAMO, J. T. (1991). The superposition of VBR sources in an ATM multiplexer, *IEEE JSAC*, vol. 9, no 3, avril 1991.

NORROS, I . et VIRTAMO, J. (1991). Who loses cells in the case of burst scale congestion? *ITC-13*, pages 829-833.

ONVURAL, R. O. (1995). *Asynchronous transfer mode networks: Performance issues*. Artech House, Boston.

P515 (1995). Eurescom project EU-P515. *Task 3.2, Resource allocation: CDV and spacing issues*. Juillet 1995.

PAREKH, A.K. et GALLAGER, R.G. (1993). A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single-node case, *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 1, no 3.

PAREKH, A.K. et GALLAGER, R.G. (1994). A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the multiple-node case, *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 2, no 2, pages 137-150.

PAXSON, V. et FLOYD, S. (1995). Wide area traffic: the failure of Poisson modeling. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 3, no 3, pages 226-244.

RAMAMURTHY, G. et DIGHE, R.S. (1991). Distributed source control: A network access control for integrated broadband packet networks. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 9, no 7, pages 990-1002.

RASMUSSEN, C. et KVOLS, K.S. (1991). Flexibility and optimisation in broadband ISDN. *Proc. ITC-13*.

RASMUSSEN, C., SORENSEN, J.H., KVOLS, K.S. et JACOBSEN, S.B. (1991). Source-independent call acceptance procedures in ATM networks, *IEEE JSAC*, vol. 9, no 3, avril 1991.

RATHGEB, (1991). Modeling and performance comparison of policing mechanisms for ATM networks. *IEEE JSAC*, vol. 9, no 3, avril 1991, pages 325-334.

RITTER, M. et TRAN-GIA, P., éditeurs (1994). *Multi-rate models for dimensioning and performance evaluation of ATM networks*. Cost 242, Rapport intérimaire, L'Aquila, septembre 1994.

ROBERTS, J. W. (1981). A service system with heterogeneous user requirements. *Performance of data communication systems and their applications*, pages 423-431.

ROBERTS, J. W. (1991). Variable-bit-rate traffic control in B-ISDN. *IEEE Comm. Mag.*, septembre 1991, pages 50-56.

ROBERTS, J. W. (1995). Rate envelope multiplexing and rate sharing in B-ISDN. A paraître, *IEICE Trans. on Comm.*

ROBERTS, J. W., BENSAOU ,B. et CANETTI, Y. (1993). A traffic control framework for high speed data transmission. Y. Takahashi, H. Perros, G. Pujolle, éditeurs, *Modelling and performance evaluation of ATM technology (C-15)*, *IFIP*, pages 243-262.

ROBERTS, J. W. et GUILLEMIN, F. (1992). Jitter in ATM networks and its impact on peak rate enforcement. *Perf. Eval.*, vol. 16, pages 35-68.

ROSENBERG, C. et HÉBUTERNE, G. (1994). Dimensioning traffic control devices in an ATM network. *Proc. IFIP workshop*, Paris, mars 1994.

ROBERTS, J. W. et VIRTAMO, J. (1991). The superposition of periodic cell arrival streams in an ATM multiplexer. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 39, no 2.

ROSENBERG, C. et LAGUË, B. (1994). A heuristic framework for source policing in ATM networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 2, no 4, pages 387-397.

ROSS, K. (1995). *Multiservice Loss Models For Broadband Telecommunication Models*. Springer-Verlag.

ROSS, K.W. et TSANG, D. (1990). Teletraffic engineering for product-form circuit-switched networks. *Adv. Appl. Prob.*, vol. 22, pages 657-675.

SAITO, H., KAWARASAKI, M. et YAMADA, H. (1991). Analysis of statistical multiplexing in an ATM transport network. *IEEE JSAC*, vol. 9, no 3, pages 359-367.

SÉVILLA, K. et GRAVEY, A. (1996). *An enhanced batch model for resource allocation in ATM networks*. COST 257 TD(96).

SIMONIAN, A. et GUIBERT, J. (1994). Large deviations approximation for fluid queues fed by a large number of on-off sources. *ITC-14*, pages 1013-1022.

SIMONIAN, A. et GUIBERT, J. (1995). Large deviations approximation for fluid queues fed by a large number of on-off sources. *IEEE JSAC*, vol. 13, no 6, pages 1017-1027.

SIMONIAN, A. et VIRTAMO, J. T. (1991). Transient and stationary distributions for fluid queues and input processes with a density. *SIAM J. on Appl. Math.*, vol. 51, no 6, pages 1732-1739.

SRIRAM, K. et WHITT, W. (1986). Characterizing superposition arrival processes in packet multiplexers for voice and data. *IEEE JSAC*, vol. 4, no 6, pages 833-846.

THEBERGE F. et MAZUMDAR, R.R. (1996). A framework for dimensioning and connection acceptance control in ATM networks. Preprint.

THEBERGE, F., SIMONIAN, A. et MAZUMDAR, R.R. (1995). Upper bounds for blocking probabilities in large multi-rate loss networks. *IEEE Can. Conf. in Elec. and Comp. Eng.*, pages 28-31.

TOWSLEY, D. (1993). Providing quality of service in packet switched networks. *Perf. Eval. of Comp. and Comm. Syst.*, Springer-Verlag, pages 560-586.

TRAN-GIA, P. et GROPP, O. (1991). *Structure and performance of neural nets in broadband system admission control*, Université de Wurzburg, Rapport 37.

TSE, P. W. et ZUCKERMAN, M. (1994). Connection admission control in ATM networks. *GLOBECOM 1994*, pages 1790-1794.

TUCKER, R. F. C. (1988). Accurate method for analysis of a packet speech multiplexer with limited delay. *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 36, no 4, pages 479-483.

TURNER, J.S. (1986). New directions in communications (or which way to the information age?). *IEEE Comm. Mag.*, vol. 24, no 10, octobre 1986, pages 8-15.

TURNER, J.S. (1992). Managing bandwidth in ATM Networks with bursty traffic. *IEEE Network*, vol. 6, no 5, septembre 1992, pages 50-58.

VICKERS, B.T. et SUDA, T. (1994). Connectionless service for public ATM networks. *IEEE Comm. Mag.*, août 1994, pages 34-42.

VIRTAMO, J. T. et ROBERTS, J. W. (1989). Evaluating buffer requirements in an ATM multiplexer. *GLOBECOM 89*, communication 41.4.

WHITT, W. (1993). Tail probabilities with statistical multiplexing and effective bandwidths in multi-class queues. *Telecommunication Systems*, vol. 2, pages 71-107.

WOODRUFF, G. M., et KOSITPAIBOON, R. (1990). Multimedia traffic management principles for guaranteed ATM network performance. *IEEE JSAC*, vol. 8, no 3, pages 437-446.

WONG, A. (1990). Queueing analysis for ATM switching of continuous bit oriented traffic - a recursive computation method. *GLOBECOM 90*, communication 801.2.

WORSTER, T. (1994). Modeling deterministic queues: the Leaky Bucket as an arrival process, *Proc. ITC-14*, pages 581-590.

YARON, O. et SIDI, M. (1993). Performance and stability of communication networks via robust exponential bounds. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 1, no 3, pages 372-385.

ANNEXE I

A survey of straightforward statistical multiplexing models for ATM networks

Texte d'un article publié dans la revue *Telecommunication Systems*, mai 1996.

A survey of straightforward statistical multiplexing models for ATM networks

J. MIGNAULT,[1,*] A. GRAVEY[2] AND C. ROSENBERG[1]
[1]*Ecole Polytechnique de Montréal,*
P.O. Box 6079, Station "Centre-Ville",
Montréal, Qué., Canada, H3C 3A7
E-mail: cath@comm.polymtl.ca
E-mail: josee@comm.polymtl.ca
[2]*France Télécom, CNET Lannion-A,*
Technopole Anticipa, 2 av. Pierre-Marzin
22307, Lannion Cedex, France
E-mail: graveya@lannion.cnet.fr

Connection Acceptance Control (CAC) is probably the most important function in the preventive congestion control strategy to be implemented in ATM networks. The CAC function must decide, on the basis of the traffic descriptors provided by an incoming connection, whether the new call can be accepted or not. A key factor in the access decision is the behaviour of the superposition of ATM VCs in a switch output buffer, and in particular the cell loss probability resulting from accepting the connection. Many models have been proposed in the literature in order to investigate this issue. In this paper, we present a survey of the queuing models used to estimate the cell loss probability in ATM networks with straightforward statistical multiplexing. The CAC policy under consideration is based on the so-called Worst Case Traffic allocation corresponding to the traffic descriptor parameters submitted by a VC: its Peak Cell Rate, Cell Delay Variation Tolerance, Sustainable Cell Rate, and Intrinsic Burst Tolerance parameters, when applicable. We plan to investigate the practical application of these models to the problem of CAC; in particular, the important issues of accuracy of the available models, their range of validity and their complexity deserve more attention than they have received up to now. The present survey stands as a first step in that direction.

*This work was done while at CNET Lannion, France

1-Introduction

ATM networks will support services with very different characteristics and conflicting Quality of Service constraints. Providing the strict delay and loss guarantees required for real-time services competing for resources with high speed bursty data connections, while attaining reasonable network utilization, is undoubtedly the main challenge in the ATM network. The fact that a significant part of the ATM traffic will be bursty, implies that resource allocation at the peak cell rate would result in an unacceptably low utilization; quite clearly, in order to reach a reasonable level of network occupancy, statistical multiplexing is necessary. However, its implementation in the ATM context is no simple task. The use of statistical multiplexing in the context of an integrated high speed network where Quality of Service guarantees are to be provided emphasizes the importance of the Connection Acceptance Control (CAC) function as part of the preventive congestion control strategy to be implemented in ATM networks. The CAC must decide, in real-time, based on the parameters provided by an incoming connection, whether the new call can be accepted or not; when QoS guarantees are provided, acceptance of a new call is to be granted only if the Quality of Service requested by the call and that guaranteed to on-going calls can be sustained. The set of declared parameters, termed Traffic Descriptor by the ITU-T [20], must provide the necessary information on the statistical activity of the VC requesting acceptance for the CAC to make a decision.

The implementation of a CAC mechanism involves the need for an estimate of the QoS resulting from accepting the call based on the declared Traffic Descriptor. Many models have been proposed in the literature in order to investigate the behaviour of a superposition of ATM VC's in a switch output buffer, and in particular the resulting cell loss probability, under various assumptions of an uneven level of practical relevance. Due to the complexity of the problem, the analyses are most of the time approximate, valid over a limited range, and may vary in accuracy. We present in this paper a survey of the queuing models which can be used to estimate the cell loss probability in ATM networks under realistic assumptions. What we plan to investigate is the practical use and relevance of these queuing models from the point of view of CAC. The survey is intended for potential users of these models, (not necessarily queuing experts) aiming at the design of a CAC policy, who need tools to evaluate the QoS resulting from a superposition of connections and must choose among a set of models which one is the most suitable. Ultimately, our goal is to estimate the level of accuracy of the various models, and to determine under which circumstances these models could be used to

establish a set of acceptable configurations on which a real-time CAC would be based. In particular, we believe that the important issues of the accuracy of the available models, their range of applicability and their complexity deserve more attention from a practical viewpoint than they have received in the past. The present survey stands as a first step in the direction of providing useful CAC guidelines.

First we describe the multiplexing and resource allocation framework on which the remainder of the paper is based. We next discuss the QoS measure we are interested in and some approximations that are often encountered in the literature. Section 4 is devoted to multiplexing in Deterministic Bit Rate capability, while the next Section covers statistical multiplexing, in Statistical Bit Rate capability [20].

2 - Multiplexing and resource allocation framework

We review in this Section the assumptions on which this study of statistical multiplexing is based and some recent tendencies in international standardization of ATM networks.

Various ways of implementing statistical multiplexing while protecting the QoS offered to real-time services are currently under study within the standardization bodies. The current trend has led to the drafting of a certain number of *Transfer Capabilities*, defining the traffic parameters which are to be declared by a connection, the type of QoS guarantees provided and a conformance definition. Four ATM transfer capabilities have been proposed: Deterministic Bit Rate (DBR), Statistical Bit Rate (SBR), Available Bit Rate (ABR) and ATM Block Transfer (ABT) [20]. In DBR capability, resources are allocated on the basis of the declared peak cell rate, and strict QoS guarantees are given in terms of delay and cell loss rate. SBR capability is a straightforward statistical multiplexing capability with QoS guarantees, intended for VBR sources. Resource allocation is based on an estimate of the peak and mean cell rate and a maximum burst size. ABR is intended for data sources (email, file transfer) with relatively loose delay constraints; it aims at taking advantage of any available bandwidth in the network. ABR materializes the notion of *Best Effort* service in the sense that no hard QoS guarantees are given, but the network does its best to minimize cell loss and delay. A minimum cell rate is guaranteed under the condition that the connection respond to congestion feedback indications from the network. Finally, ABT is based on the notion of resource management at the block level rather than at the cell level. It is aimed at protecting data integrity inside a frame, and at providing block level QoS guarantees. Note that each transfer capability requires the declaration of adequate traffic parameters.

ATM traffic characterization remains in general an important outstanding problem, as the characteristics of future services are largely unknown. The problem is not solved even for existing services; in particular, LAN traffic has been shown to exhibit long term correlations and wide intensity variations, defying characterization [9]. The approach introduced by the standardization bodies has been to characterize sources by means of a rule-based traffic descriptor - namely, the Generic Cell Rate Algorithm (GCRA) (also called Continuous State Leaky-Bucket or Virtual Scheduling Algorithm). This approach makes source parameter enforcement extremely simple, since the characterization is given in terms of the actual parameters of the mechanisms used to implement traffic control.

Using the GCRA terminology, DBR connections are described in terms of GCRA(T, τ), with $1/T$ the Peak Cell Rate (PCR) and τ the Cell Delay Variation Tolerance. For SBR connections two mechanisms are necessary: GCRA (T, τ) and GCRA (T_{SCR}, τ_{IBT}), where T_{SCR} is the Sustainable Cell Rate (SCR) and τ_{IBT} is the Intrinsic Burst Tolerance (IBT). The two mechanisms will operate in a coordinated fashion.

Many traffic patterns are compatible with a rule-based descriptor of given parameters. A straightforward and safe approach to CAC is then to allocate resources based on the so-called Worst Case Traffic (WCT) corresponding to the traffic descriptor parameters submitted by the VC. Consequently, we focus on a resource allocation policy based on deterministic traffic patterns that are used as Worst Case Sources at the output of the conformance mechanism. Other possible CAC methods include adaptive CAC [7][24] and CAC based on Effective Bandwidths [19][14]. Adaptive CAC methods, while they may improve network efficiency with respect to a WCT CAC, require sophisticated traffic measurements procedures; more importantly, the crucial issue of protecting the QoS is often a problem with these schemes. As for Effective Bandwidths, their practical applicability is limited by the fact that they hold only in asymptotic conditions, and usually require an exhaustive knowledge of the source statistical properties or the declaration of non-standard parameters.

The queuing models under consideration are intended to analyze the multiplexer located at each output port of an ATM switch, where cells coming from a number of sources and addressed to the same output port are buffered at the output. As usual in these models, sources are modeled as if they emitted their cells directly into the output port. No account is taken for the fact that large switches are usually made of several switching stages. Furthermore, only one switching node is modeled; in fact, one can

consider that we model the first multiplexing stage in the network. This is a first step in the direction of analyzing a real CAC mechanism, which would involve many nodes and routing procedures.

More sophisticated multiplexing schemes than simple FIFO are currently considered for implementation in the future B-ISDN, for instance Fair Queuing-type schemes [28] which offer strict delay bounds. However these schemes require a large number of operations per cell time and are quite complex to implement. We believe that due to its simplicity of implementation FIFO queuing is and will remain for a long time an option which should not be overlooked.

3 - Preliminary Remarks

This Section is intended for readers with an interest in the analysis of ATM queuing systems without being queuing specialists. We intend to clarify the distinctions between various quantities that are often used interchangeably as QoS estimates in the problem of analyzing a superposition of sources in an ATM multiplexer; we believe that their differences are sometimes overlooked and should be treated more carefully.

The QoS measures we are interested in, are in particular the stationary cell loss probability, and/or the queue length distribution. In a CAC context, we are ultimately interested in assessing the maximum acceptable number of sources for a given cell loss probability. We define the cell loss probability as the proportion of cells finding a full buffer upon arrival.

Owing to the complexity of analyzing finite buffer models, the multiplexer buffer is often assumed to be of infinite length. The classical result of Benes, on which are based most of the analytical results we describe here, allows the analysis of systems with constant service time (as a particular case) and infinite buffer size. Let time 0 be the instant at which we are observing the system, and A_t be the number of cell arrivals in ($-t$, 0). Denote by W_t the unfinished work (or virtual waiting time) in the system at time t, and let $Q(x) = Pr\{W_t > x\}$ denote the complementary distribution of the unfinished work. The Benes result applied to $G/D/1$ systems reads

$$Q(x) = \sum_{n>x} Pr\{A_{n-x} = n \text{ and } W_{t-x} = 0\}. \qquad (1)$$

This result is very general, and was extended to fluid systems in [38]. It allows, in theory at least, the computation of the distribution of the unfinished work W_t. In general, an exact analysis is quite difficult so approximations are necessary. In a constant service time single server system, the quantity W_t is closely related to the number in the system; in fact, the number of customers in the system X_t is given by the unfinished work W_t at its integer values: $X_t = \lceil W_t \rceil$. Thus,

$$Pr\{W_t > x\} = Pr\{X_t > x\}, \text{ for } x \text{ an integer.} \tag{2}$$

Let $Q(K) = Pr\{W_t > K\}$ denote the probability of the virtual waiting time exceeding the value K in a system with infinite buffer space (tail distribution); denote by $Pr\{W_t^K = K\}$ and P_{loss} respectively the time congestion in a system with finite capacity K (including the server), and the stationary loss probability.

The tail distribution $Q(K)$ is often used to estimate the congestion probability $Pr\{W_t^K = K\}$ or the loss probability P_{loss} in a system with finite buffer length K. In fact, the quantities P_{loss} and $Pr\{X_t > K\}$ are related in [40] (for discrete time systems) by

$$P_{loss} \le \frac{Pr\{X_t > K\}}{\rho}. \tag{3}$$

Again for the case of slotted systems, another bound is provided by [30] where it is stated that

$$P_{loss} \le \frac{Pr\{X_t \ge K\} - Pr\{X_t^K = K\}}{\rho}. \tag{4}$$

The bound in (3) has been compared in [32] to P_{loss} in an $N^*D/D/1/K$ system over a range of load values and it appears to be quite tight in that case. However in the general case, the tightness of these bounds should not be taken for granted, and the link between the tail distribution $Q(K)$ and the cell loss probability P_{loss} deserves a closer look. It is investigated in depth in [2] for the cases of $M/M/1/K$, $M/G/1/K$ and $Geo^X/D/1/K$ (batch arrivals) systems. This work shows that the accuracy of a tail approximation $P_{loss} \approx Pr\{X_t > K\}$ strongly depends on the load. The relation $Pr\{X_t > K\} > P_{loss}$ is true only for a moderate to high load ($\rho > 0.5$); at small load, the tail approximation can severely underestimate the loss probability. Furthermore, under heavy load the tail approximation considerably overestimates the buffer size necessary to achieve a given loss probability [2]. For the systems under study, an improved approximation is proposed in [2], which reads

$$P_{loss} \approx \frac{1-\rho}{\rho} Pr\{X_t > K\}. \quad (5)$$

However the validity of the approximation has not, to our knowledge, been demonstrated for more general cases. In general, we note that particular care must be taken when trying to extend order relations existing in infinite buffer systems to the finite buffer case.

In finite buffer systems, the link between the time congestion $Pr\{X_t^K = K\}$ and the loss probability P_{loss} should also be treated with care. In special cases for which the ASTA (Arrivals see Time Averages) property holds, the two quantities are equal but in general, they are different. In particular P_{loss} can be much greater than $Pr\{X_t^K = K\}$. For instance in a queue fed by an on-off source, the occurrence of an arrival implies that the source is in its active phase; intuitively, the probability of a full buffer conditioned on the source being in its active phase can be much larger than the probability of a full buffer at an arbitrary instant ($Pr\{X_t^K = K\}$) [22].

Some of the models we will discuss present an additional difficulty with respect to more classical models: they are entirely periodic, which implies a form of stationarity, but not ergodicity. Consider for instance a superposition of N sources of period D, emitting a cell every T time units, where the time of emission is uniformly distributed over the period. When such an arrival process is fed into a multiplex with fixed service time and buffer space K, we obtain the $N*D/D/1/K$ model. In this particular case, once the relative phases of the N sources are chosen, the process sample path is completely deterministic. This means that the cell loss probability is defined over the set of possible sample paths, but is a fixed and in general different quantity for each particular sample path. While for ergodic systems the simulation of one sample path is sufficient to obtain estimates for stationary distributions, in an $N*D/D/1/K$ system a large number of sample paths must be simulated to obtain ensemble probability distributions.

4 - Multiplexing using the Deterministic Bit Rate capability

4.1 - Worst Case Traffic for DBR connections

According to the ITU-T, DBR connections are characterized by two parameters: T and τ, which are related by GCRA(T, τ). The parameter $1/T$ provides an upper bound on the peak cell rate, while τ is a tolerance for the Cell Delay Variation (CDV) introduced, for instance, by the multiplexing of various streams sharing the same access media and by

the random delays experienced by cells in shared buffers. As a practical example of this type of source, consider a connection carrying a CBR application, e.g. 64-kbps telephone voice.

The resources allocated to a DBR connection depends on the values declared for T and τ, and on whether sources are submitted to shaping or not. Sources declaring a small CDV tolerance $\tau < (T\text{-}1)$ or having passed through a shaping device (for instance a spacer [3]) are very nearly spaced at the declared peak cell rate, except for some residual jitter [3]; consequently as a Worst Case Traffic for these sources a periodic cell pattern with period T is appropriate. For sources that declare $\tau \geq (T-1)$ and are not subject to shaping, the Worst Case Traffic to be considered for resource allocation must account for the fact that bursts can be emitted at a rate higher than the declared peak rate - actually, up to the multiplex rate. We assume in the following that the traffic pattern having the worst impact on network performance and conforming to GCRA(T, τ) is the on-off periodic pattern, in which a source emits cells at the multiplex rate until the credits in the GCRA are depleted, followed by a silence long enough to regenerate the entire pool of credits. This pattern has been shown to cause the highest cell loss probability in case of a bufferless transmission resource [6]. In the more practical case of a buffered resource, it appears [6] that other patterns could cause a higher loss probability. Nevertheless, the on-off periodic traffic model has been studied in some depth, and analytical models allow its investigation whereas other patterns have not been studied in the same depth.

More specifically, the worst case periodic on-off pattern or WCT conforming to GCRA(T, τ) is as follows. The maximum burst size (MBS) at the multiplex rate that may be transmitted in conformance with the declared parameters is given by

$$MBS = \left\lfloor 1 + \frac{\tau}{T-1} \right\rfloor. \tag{6}$$

if the cell transmission time is chosen as time unit. The average rate is given by $1/T$, which yields a silence duration SL of

$$SL = \lceil MBS * T \rceil - MBS\,. \tag{7}$$

This WCT pattern is depicted in Figure 1.

Thus we have two types of Worst Case Traffic to consider for resource allocation for DBR connections: periodic streams of period T, called smooth sources in the sequel, and on/off periodic sources with bursts at the multiplex rate, called WCT sources.



Figure 1. WCT pattern, $MBS = \left\lfloor 1 + \frac{\tau}{T-1} \right\rfloor$

4.2 - Peak Cell Rate allocation for smooth DBR connections

PROBLEM STATEMENT

For the purpose of CAC we need to evaluate various QoS criteria, for instance the cell loss probability, in a multiplexer with a finite buffer of size K, say, and one cell per unit time transmission capacity, servicing a superposition of DBR connections of various peak bit rates. We consider here a superposition of N_i connections of declared peak rate T_i, which can be approximated as shaped to the declared peak rate or have declared $\tau <$ (T-1). The corresponding WCT is thus an arrival process of the $\sum_i N_i * D_i$ type, where the parameter D can be assimilated to the traffic descriptor parameter T, normalized by the service time of the ATM cell. The parameter τ is not taken into account in the model since CDV is assumed to be small. The actual queuing system we would like to investigate is then the so-called $\sum_i N_i * D_i/D/1/K$ system. Unfortunately no exact analytical model exists for this system and one must rely on approximations. The $\sum_i N_i * D_i$ arrival process and the related queuing models represent, in a sense, an attempt to take into account the short term negative correlations between cell emission times when the number of active sources is fixed. The sources are assumed independent and emit a cell every D_i time unit. All the randomness in these models is contained in the phases of the different sources, which phases are assumed to be uniformly distributed over the source period, and ensemble distribution are looked for. In the following Sections we review the models which have been used to investigate the superposition of periodic traffic and their resolution.

A SUPERPOSITION OF PERIODIC SOURCES - THE $\sum_i D_i/D/1$ SYSTEM

This system has been studied in [33] and [39] which have derived some bounds and approximations for $Q(x)$. This system is similar to the $\sum_i N_i * D_i/D/1/K$ described above except that the buffer is assumed of infinite size (the $\sum_i N_i * D_i/D/1$ being a special case

of the $\sum_i D_i/D/1$ system). Due to its complexity, few exact results exist for this system, except for some particular cases. An exact solution for $Q(x)$ can be derived in the case $N < D$, where $D = min\{D_i\}$ denotes the shortest of the periods in the superposition. The applicability of this result is quite limited so we refer the reader to [32] for the exact expression. In the general case, rather simple upper and lower bounds can be found in [33]. These bounds are moderately accurate and their complexity is in $O((\sum_i N_i)^3)$. An accurate expression for $Q(x)$ is given in [39], however its derivation is quite involved:

$$Q(x) \le \sum_{n>x} \left\{ \frac{\prod_i (1 + r_i z_n - r_i)}{z_n^{n - \sum d_i}} \cdot \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \cdot \left(1 - \sum_i \frac{1}{D_i (1 + r_i z_n - r_i)}\right) \right\}. \quad (8)$$

where z_n is the root of

$$\sum_i \frac{r_i z}{(1 + r_i z - r_i)} = n - \sum_i d_i. \quad (9)$$

and

$$\sigma_n^2 = \sum_i \frac{r_i (1 - r_i) z_n}{(1 + r_i z_n - r_i)^2}. \quad (10)$$

A very useful remark however, is that a worst case for the $\sum_i N_i * D_i/D/1$ is obtained by a homogeneous $N*D/D/1$ system with $\rho = \sum \frac{N_i}{D_i}$ and $D = max\{D_i\}$ (see [32], p. 129). This much simpler model is described in the following section.

THE HOMOGENEOUS CASE: THE $N*D/D/1$ MODEL

The $N*D/D/1$ queuing model stands as a useful particular case; it is appropriate to study the multiplexing of N homogeneous sources which conform strictly to their peak cell rate, giving rise to a periodic cell emission pattern. Many contributors have worked on this model and we refer the reader to [32] for more details. The N independent sources each emit one cell every D time units.

First consider the case of a buffer of infinite length and the distribution of the unfinished work W_t in the system at time t. The derivation in [33] gives an exact expression for the survivor function $Q(x)$ in the $N*D/D/1$ model. Let time 0 be the instant at which the system is observed, and A_t be the number of cell arrivals in $(-t, 0)$. The Benes result applied to the case of the $N*D/D/1$ queue can be expressed as

$$Q(x) = \sum_{x<n\le N} Pr\{A_{n-x} = n\} \cdot Pr\{W_{t-x} = 0 | A_{n-x} = n\}, \qquad (11)$$

because if $N < D$, the system must be empty at some instant in $(-D, 0)$ and $Q(x)$ has the same distribution as if the arrival process were just N arrivals uniformly distributed over $(-D, 0)$. The first quantity in the right hand term above is binomial:

$$Pr\{A_{n-x} = n\} = \binom{N}{n} \left(\frac{n-x}{D}\right)^{n} \left(1 - \frac{n-x}{D}\right)^{(N-n)}. \qquad (12)$$

The quantity W_{t-x} follows the same distribution as in a queue with a superposition of N-n periodic arrival processes of period D-n+x; in this system,

$$Pr\{W_{t-x} = 0\} = 1 - \rho, \text{ where } \rho = (N-n)/(D-n+x). \qquad (13)$$

Finally this yields

$$Q(x) = \sum_{x<n\le N} \binom{N}{n} \left(\frac{n-x}{D}\right)^{n} \left(1 - \frac{n-x}{D}\right)^{(N-n)} \left(\frac{D-N+x}{D-n+x}\right). \qquad (14)$$

In Figure 2 a plot of $Q(x)$ for a load of $\rho = N/D = 0.95$ and a few values for N is shown. The number of sources at constant load is an important factor in buffer dimensioning. As a comparison, a dimensioning obtained with the $M/D/1$ model would present a very conservative upper bound, even for a large number of sources.

Equation 14 for $Q(x)$ has complexity in $O(N^2)$ and can be readily implemented on a computer. However for a large number of sources the calculation may require considerable CPU time.

RESULTS FOR THE HOMOGENEOUS, FINITE BUFFER CASE: $N*D/D/1/K$ MODEL

The results for this system have been summarized in [32]. Cidon and Sidi [5] have presented an algorithmic approach for P_{loss} in this system, in the case $N < D$ and for a slotted system. Their approach has been extended to the overload case $N > D$ in [17] and [18].

The analysis in [5] is based on a recursive relation and on the observation that the queue length distribution at time D (an arbitrary instant) in this periodic system only depends on the arrivals occurring after time 0, because if $N < D$ the system must be empty at some instant in $(0, D)$. Let $q_{N,D}(m)$ be the probability that m cells arrive at the beginning of slot D,

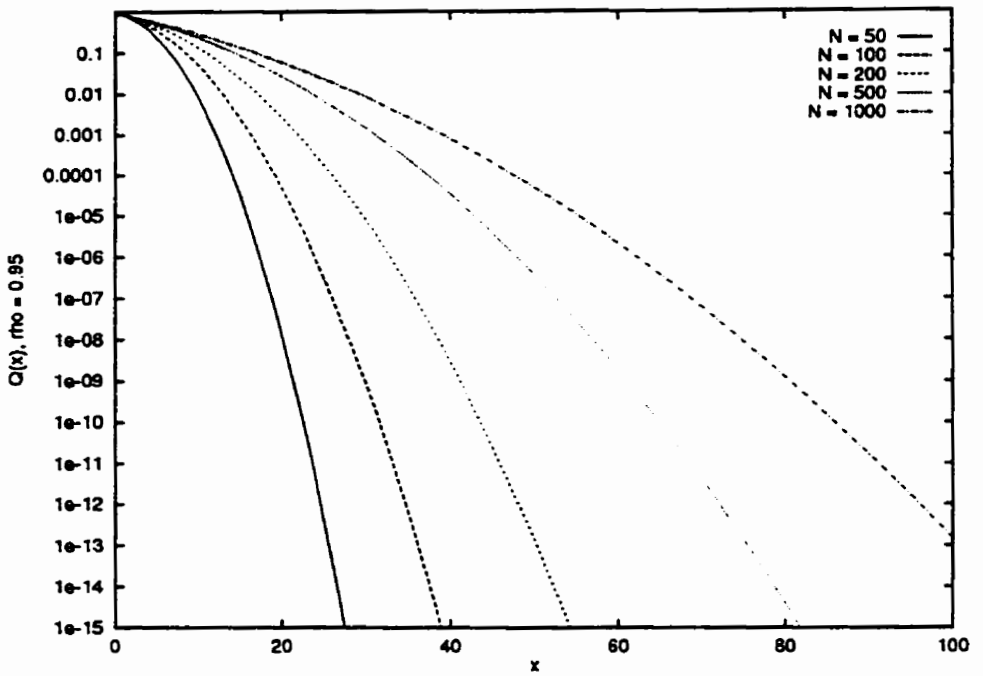


Figure 2. Distribution $Q(x)$ for the *N*D/D/1* queue

$$q_{N,D}(m) = \binom{N}{m} \left(\frac{1}{D}\right)^{m} \left(1-\frac{1}{D}\right)^{(N-m)}, \quad 0 \le m \le N \quad . \tag{15}$$

Define $P_{N,D}(k)$ as the probability that the queue length is k at slot D. (Cases $P_{0,D}(k)$, $P_{N,1}(k)$, and $P_{N,D}(0)$ require special treatment). The loss probability can be calculated by means of the following recursive relation.

$$P_{N,D}(k) = \sum_{m=0}^{k+1} q_{N,D}(m)\, P_{N-m,D-1}(k-m+1), \quad D \ge 2, 1 \le k \le K-1 \quad . \tag{16}$$

For $k = K$,

$$P_{N,D}(K) = \sum_{m=1}^{K} q_{N,D}(m)\, P_{N-m,D-1}(K-m+1) + \sum_{m=K+1}^{N} q_{N,D}(m), \quad D \ge 2 \quad . \tag{17}$$

The expression for P_{loss} is then

$$P_{loss} = \sum_{l=0}^{K} \sum_{m=l}^{N-1} \frac{(m-l)\, q_{N-1,D}(m)}{m+1} P_{N-m-1,D-1}(K-l). \tag{18}$$

The overload case $N > D$ has been studied in [17] and [18], where a simpler expression is given for P_{loss} in terms of ϕ, the probability that the server is idle. The general relation follows:

$$P_{loss} = (\rho - 1 + \phi)/\rho. \tag{19}$$

For this system,

$$\phi = P_{N,D-1}(0)\, q_{N,D}(0). \tag{20}$$

This yields for P_{loss}

$$P_{loss} = \frac{N-D+P_{N,D-1}(0)\, q_{N,D}(0)}{D}. \tag{21}$$

This expression is not very useful for calculating small values for P_{loss} because a very high accuracy for ϕ would be required. In this case the recursive expression (18) is to be preferred from an implementation viewpoint. In the overload case P_{loss} seems to be relatively insensitive to the value of K (see [17] for more details); a small buffer smoothes the incoming flow so that $\phi \approx 0$, and the loss probability remains fixed at $P_{loss} \approx \frac{\rho - 1}{\rho}$ (the so-called *freeze-out* fraction formula).

SUMMARY OF RESULTS

We must acknowledge at this point that the next step in our work is to provide a more thorough comparison of the models we have described. In particular, in order to assess the accuracy of the models some simulation results are required. The infinite and finite buffer models should be compared with respect to complexity versus accuracy. Such a comparison is carried out in [32] in Section 6.5.5 on an example which seems to indicate that the application of bound (3) yields relatively accurate results. We are also interested in a comparison of the homogeneous case $N*D/D/1/K$ as a worst case with respect to the general case $\sum_i N_i*D_i/D/1/K$. We note however that the study of heterogenous system is difficult from a numerical point of view; also, one is forced to select for analysis a limited number of parameter sets (e.g. a combination of two or three types of sources) which may not be representative in practice.

While for simplicity we consider the use of completely periodic models and compute ensemble averages, one must keep in mind that in reality complete periodicity is impossible. In practice residual jitter and clock drifting would tend to randomize periodic streams.

4.3 - Peak Cell Rate allocation for DBR sources with CDV

PROBLEM STATEMENT

The former models were applicable to sources that have a small CDV tolerance τ or that have passed through a shaping device. We now consider sources that declare a CDV tolerance $\tau > (T\text{-}1)$, yielding a worst case traffic as described in Section 4.1. Consider a multiplexer of unit capacity (one cell per time slot), and buffer space K, loaded with a superposition of independent WCT sources. Assume i (T_i, τ_i) couples were declared and there are N_i sources for each couple. Each source emits a periodic cell stream of period D_i, first emitting a burst of b_i back-to-back cells at the multiplex rate, of length equal to the maximum burst size $b_i = MBS_i$, and followed by a silence of $SL_i = D_i\text{-}b_i$ slots, with the lengths of MBS_i and SL_i given as in Section 4.1. The time slot at which a source "awakes" is uniformly distributed over its period. Assuming the model is tractable and an exact resolution is possible, this model could be analyzed to derive first the cell loss probability for a given traffic mix; call it the $\sum_i N_i * WCT_i/D/1/K$ model. Unfortunately the only available models are for much more restricted cases. In particular, the special case of a superposition of two types of sources in a system with infinite waiting space has been solved in [4]. The simpler case of a system with an infinite buffer and a superposition of homogeneous sources was also investigated and an overview of this model follows.

THE HOMOGENEOUS CASE: *N*WCT/D/1* MODEL

Consider a multiplexer of unit capacity (one cell per time slot), loaded with N independent and identical WCT sources. Each source emits a periodic cell stream of period D, first emitting a burst of b back-to-back cells at the multiplex rate, of length equal to the maximum burst size $b = MBS$, and followed by a silence of $SL = D - b$ slots, with the lengths of MBS and SL given as in Section 4.1. The time slot at which a source "awakes" is uniformly distributed over the period. For stability, $\frac{Nb}{D} < 1$. An exact model for this system is developed in [11], under the designation of the *N*WCT/D/1* model. The virtual waiting time distribution is derived using the Benes approach; it is computed exactly and a closed form expression is given. This model has also been studied in [25] and [35], which provide approximations based on the Benes bound for the virtual waiting time distribution. These models are for the more general case of source peak rate less than multiplex rate but they are only approximative. The problem of obtaining the queue length distribution using the Benes approach reduces to computing the i-fold convolution

of a rectangular pulse; in [25] it is solved approximately by means of an FFT whereas the saddle-point method is used in [35] on a fluid system (we will come back to these models later in the paper). We first describe a useful and simple approximate analysis for the *N*WCT/D/1* model.

A SIMPLE APPROXIMATE MODEL FOR THE *N*WCT/D/1*

A simple approximate analysis is suggested in [29], where the queue length distribution is estimated using the results of the *N*D/D/1* queue. The authors propose to approximate the *N*WCT/D/1* by a batch arrival-batch service system. In the batch model, each source generates a batch of b cells every $D*b$ time units, and the service is batch FIFO, with batch service time $S_b = b$. Assuming that cells arrive simultaneously in a batch rather than serially at the multiplex rate, (in other words that the access link has infinite speed), leads to an upper bound on the virtual waiting time distribution in the *N*WCT/D/1* system.

Consider for now the batch arrival and service system with batch size b; the virtual waiting time in this system can be expressed in terms of W_t in an *N*D/D/1* system - a batch system with batch size 1. Let W_t^b denote the unfinished work in an *N*WCT/D/1* system with burst length b and period $D_{WCT} = D*b$; as an estimate of W_t^b we can use the distribution of W_t in a batch arrival and service system with same period and batch size b. The distribution in the batch system can be obtained from $Q(x)$ in an *N*D/D/1* queue with period D (examined in the previous section), by multiplying the required buffer space in the *N*D/D/1* system by the batch size b:

$$Pr\{W_t^b > x\} \approx Pr\{W_t > x/b\}. \qquad (22)$$

This approach also amounts to say that at constant load, the buffer space x for a fixed overload probability $Pr\{W_t^b > x\}$ is proportional to the burst length b in the *N*WCT/D/1*. We show in Figure 3 the results for $Q(x)$ in the batch model, for batch sizes of 1, 5, 10, and 20, along with the results of the exact model described in the following section, for a constant load of $\rho = 0.8$. The approximation seems quite good for dimensioning purposes; however the accuracy is better for short bursts.

AN EXACT ANALYTICAL MODEL FOR THE *N*WCT/D/1*

An exact analysis for this discrete-time model can be found in [11]. It is based on the application of the Benes bound to the *N*WCT/D/1* system. An alternative approach is used in [4] where the same system is analyzed using Ballot Theory, for both discrete time and fluid flow models. A summary of the analysis found in [11] follows.

In the interval $(-t, 0)$, let N_t denote the number of cell arrivals; $\phi(t) = N_t - t$ is defined as the excess work; β_t is the number of sources becoming active in $(-t, 0)$; γ_t is the number of sources already active at $-t$; and W_t is the virtual waiting time at time $-t$.

The complementary distribution of the virtual waiting time at time 0, taken to be an arbitrary instant, can be expressed as

$$Pr\{W_o > x\} = \sum_{t=1}^{D} Pr\{\phi(t) = x\} \cdot Pr\{\phi(u) < x, t < u \le D \mid \phi(t) = x\} . \quad (23)$$

By further conditioning on having no active sources at time $-t$, and i sources becoming active in the interval $(-t, 0)$,

$$Pr\{W_o > x\} = \sum_{t=1}^{D} \sum_{i=1}^{N} Pr\{\phi(t) = x, \gamma_t = 0, \beta_t = i\} \cdot Pr\{\phi(u) < x, t < u \le D \mid \phi(t) = x, \gamma_t = 0, \beta_t = i\} . \quad (24)$$

There are three cases to consider for the joint probability $P\{\phi(t) = x, \gamma_t = 0, \beta_t = i\}$ according to the value of t; the required expressions depend on $q_t(x)$ which is defined as a rectangular pulse of unit amplitude in $[1, t]$ and $q_t^{(i)}$ its i-fold discrete time convolution, for which the authors provide a simple closed form expression. The term $P\{\phi(t) = x, \gamma_t = 0, \beta_t = i\}$ can be expressed as

$$\begin{cases} \binom{N}{i} \cdot \frac{t^i (D-b-t)^{(N-i)}}{D^N} \cdot \frac{1}{t^i} \cdot q_t^{(i)}(t+x), & \text{if } 1 \le t \le b-1; \\ \binom{N}{i} \cdot \frac{t^i (D-b-t)^{(N-i)}}{D^N} \cdot \sum_{j=0}^{i} \binom{i}{j} \cdot \frac{(t-b+1)^j}{t^i} \cdot q_{b-1}^{(i-j)}(t+x-bj), & \text{if } b \le t \le D-b; \\ \frac{t^N}{D^N} \cdot \sum_{j=0}^{N} \binom{N}{j} \cdot \frac{(t-b+1)^j}{t^N} \cdot q_{b-1}^{(N-j)}(t+x-bj), & \text{if } D-b+1 \le t \le D, i = N; \\ 0, & \text{if } D-b+1 \le t \le D, i < N. \end{cases} \quad (25)$$

The term $P\{\phi(u) < x, t < u \le D \mid \phi(t) = x, \gamma_t = 0, \beta_t = i\}$ is given by

$$(1 - \frac{(N-i)^b}{D-t}) / (\frac{D-t-b}{D-t})^{N-i} . \qquad (26)$$

In Figure 3 the complementary distribution $Q(x)$ for this system is plotted for a constant load of $\rho = 0.8$ and a few burst lengths. The increase in buffer space is roughly linear in the burst length. This model was used in [11] to investigate the impact on buffer dimensioning and resource allocation of allowing bursts at the multiplex rate to enter the network. For a fixed buffer space, the number of allowed WCT sources would be considerably less than that allowed for a superposition of shaped deterministic sources. This fact advocates in favor of traffic shaping in order to protect network occupancy.

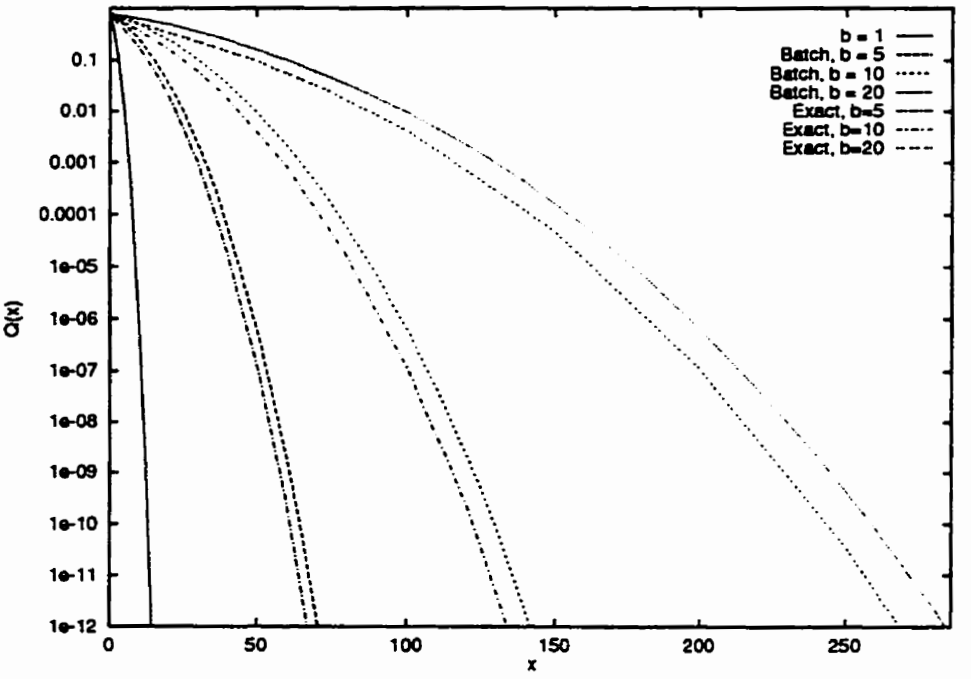


Figure 3. Comparison of exact WCT model and batch approximation

SUMMARY OF RESULTS

We have described in this Section an approximation and an exact model for the *N*WCT/D/1* system. Again we note that some simulation results would be useful in order to validate the models; in particular, we have to mention that the link between $Q(x)$ in the *N*WCT/D/1* system and P_{loss} in the corresponding finite buffer model was not investigated. Comparing the two approaches we have described, we note that the simple approximation by a batch system seems to yield relatively accurate results - probably

sufficient for dimensioning purposes at least, for a reduced complexity with respect to the exact model. As far as the case of heterogenous case is concerned, this model has been solved in [4] for the special case of two source types with bursts of different length and a common period D.

5 - Statistical multiplexing using the Statistical Bit Rate capability

5.1 - Worst Case Traffic for SBR connections

In the ATM context, SBR connections are characterized in their source traffic descriptors by four traffic parameters, in relation with two GCRAs. The first set of parameters is described by GCRA(T, τ), which are the peak cell rate and CDV tolerance; in addition to these two parameters, the Sustainable Cell Rate and the Intrinsic Burst Tolerance are now accepted as Traffic Parameters to be declared for SBR connections. These two parameters, respectively T_{SCR} and τ_{IBT}, along with a CDV tolerance τ', are defined with respect to GCRA(T_{SCR}, τ_{SCR}), with $\tau_{SCR} = \tau_{IBT} + \tau'$. Informally speaking, the Sustainable Cell Rate $1/T_{SCR}$ can be viewed as an upper bound on the source mean cell rate, while τ_{SCR} allows the definition of a Maximum Burst Size that may be transmitted at the declared peak cell rate in conformance with GCRA(T_{SCR}, τ_{SCR}).

While operational traffic descriptors are very attractive from a practical stand point, notably for conformance testing and traffic control purposes, the optimal selection of these parameters remains an open problem. Strictly speaking, the selection of GCRA(T, τ) and GCRA(T_{SCR} , τ_{SCR}) should be done simultaneously to insure that the total probability of non-conforming cells is less than a prescribed ratio. Looking at the restricted problem of choosing a GCRA(T_{SCR}, τ_{SCR}) assuming that a source is described by a set of statistical parameters, with a fixed peak rate, and neglecting jitter, it can be shown that an infinite number of couples (T_{SCR}, τ_{SCR}) can be considered as suitable for the source [36] [16]. For instance, all couples (T_{SCR}, τ_{SCR}) rejecting (or delaying, in case of a buffered mechanism) cells with a probability less than $\varepsilon = 10^{-n}$ could be considered as admissible. If a simple analytical model is sufficient to characterize the source, (for instance Bernoulli, renewal or Markov Modulated Bernoulli Process) the admissible set of parameters for a LB can be easily delimited by evaluating the loss probability in the appropriate $G/D/1/N$ system (see [12] for a discussion of available methods). Note that the selection of these parameters is important from a network efficiency perspective since the parameters (T_{SCR}, τ_{SCR}) are related to the network resources allocated to the

source (roughly, $1/T_{SCR}$ is the allocated bandwidth and the allocated buffer space depends on *MBS*). We assume in the following that suitable values for the required parameters are provided by the user at connection set-up time.

The four parameters and two GCRAs defined above determine a Worst Case Traffic pattern in the sense described in the previous section. Again, similarly to the case of DBR WCT, the WCT pattern for SBR sources depends on the value assumed by T and τ, and on the presence (or lack) of shaping at the declared peak cell rate $1/T$.

In the case $\tau > (T\text{-}1)$, then strictly speaking the WCT is an on/off source with bursts at two levels, i.e. *bursts of bursts*. The WCT source emits short term bursts at the multiplexer rate, followed by short silences, controlled by GCRA(T, τ); GCRA(T_{SCR}, τ_{SCR}) stops the process and introduces long silences between periods of peak cell rate activity. The issue of determining WCT patterns for multiple Leaky-Buckets has been considered in [36] where they give expressions for the resulting WCTs. The corresponding traffic WCT pattern is shown in Figure 4, where MBS_1, T_{on1}, and T_{off1} are controlled by GCRA(T, τ), while T_{on2}, and T_{off2} are controlled by GCRA(T_{SCR}, τ_{SCR}).



Figure 4. SBR WCT with bursts at two levels

On the other hand, if $\tau < (T\text{-}1)$ (or for sources at their PCR), assuming that the source strictly conforms to its peak cell rate (so that residual cell delay variation in the stream can be neglected in the analysis) then the appropriate WCT is an on/off source emitting cells spaced at the declared PCR during bursts. For a connection with Peak Cell Rate $1/T$, *MBS* is given by

$$MBS = \left\lfloor 1 + \frac{\tau_{SCR}}{T_{SCR} - T} \right\rfloor. \tag{27}$$

Thus we consider as a WCT a two-state on/off source which transmits a burst of maximum length at its declared peak rate when active, followed by a silent phase just long enough to replenish the tokens of GCRA(T_{SCR}, τ_{SCR}). We define the active phase T_{on} to have length $MBS*T$, in which case the source has a short term average rate of $1/T$ during its on period. The duration of the silence period is then

$$\lceil MBS*T_{SCR} \rceil - MBS*T \tag{28}$$

The source activity factor $\alpha = T_{on} / (T_{on} + T_{off})$ (ratio of activity time over period) is just T / T_{SCR}. An SBR WCT source is depicted in Figure 5. We call these sources *smooth* SBR WCT sources.

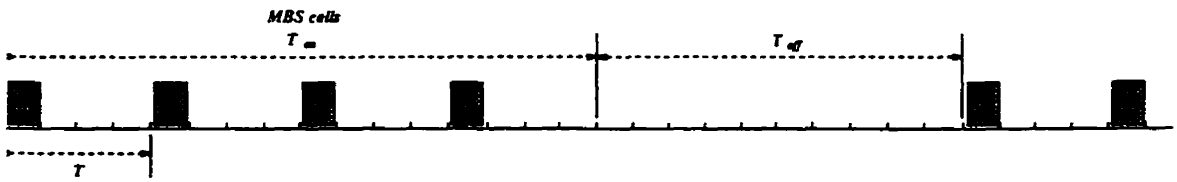


Figure 5. Smooth SBR WCT, $\alpha = T_{on} / (T_{on} + T_{off})$

5.2 - Multiplexing and resource allocation for SBR WCT sources - The general case

PRELIMINARY REMARKS

The first remark to make regarding the analysis of a superposition of SBR WCT sources is that unfortunately, there are no analytical models dealing with a WCT traffic pattern with bursts at two levels. The models found in the literature all deal with the second type of WCT we have described, that is an on/off source with an enforced peak rate. While in theory at least some of the approaches used in the analysis of the latter case could be extended to the former, the work remains to be done. This leaves us with a blank in our table of WCT models.

The following sections of this review all concern the analysis of a superposition of smooth WCT sources, called simply SBR WCT in the sequel. In general a CAC mechanism will of course have to deal with heterogenous sources, declaring different peak rates T_i, burst tolerance $\tau_{SCR(i)}$ and sustainable rate $T_{SCR(i)}$. The ideal WCT superposition model would deal with a superposition of heterogenous sources described by inter-cell spacing D_i within a burst, burst size b_i, and activity factor α_i in a multiplexer of buffer size K, under the usual hypotheses of source independence, with the beginning of a burst uniformly distributed over the source period. This model has not been solved exactly yet, due to two major sources of complexity. First, even the much simpler case of homogeneous sources is barely tractable except for some special cases, which tends to limit the efforts directed towards an exact analysis of the more complex case. Second, the complexity associated with a finite buffer analysis leads to the usual simplification of an infinite buffer system.

Even in the simpler homogeneous case, the exact analysis of these models is in general very difficult, imposing the use of approximations in all but the simplest cases. The difficulty is attributable to the correlations existing at two time scales: negative correlations on the short term scale due to the periodic pattern of cell emission inside a burst, and positive long-term correlations due to arrivals occurring in bursts. These correlations lead to a characteristic shape for the distribution of the number in system (virtual waiting time), which can basically be drawn as two straight line segments on the log linear axes [31]. A typical plot for $Q(x)$ for a superposition of SBR WCT sources is depicted in Figure 6.

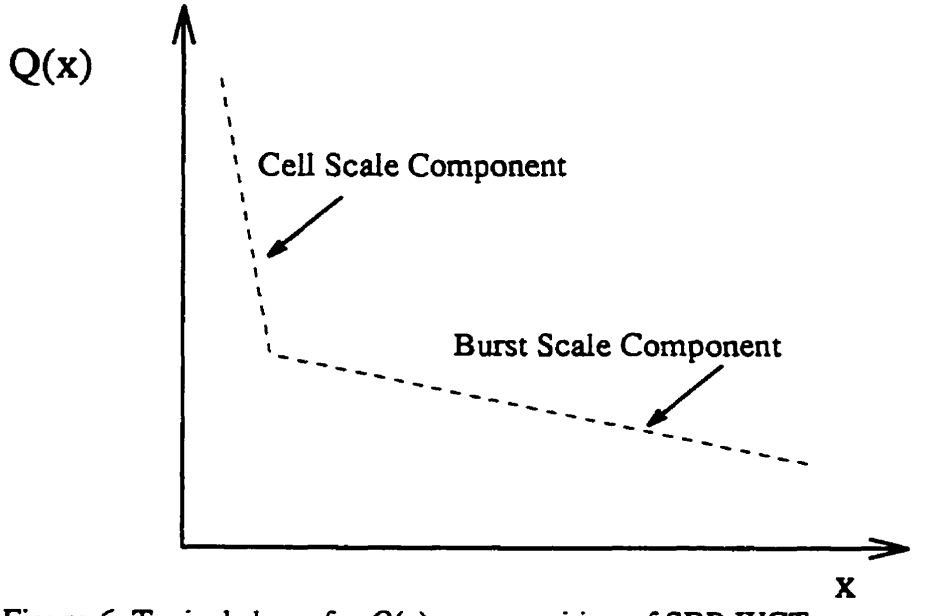


Figure 6. Typical shape for $Q(x)$, superposition of SBR WCT sources

The first part of the distribution, termed the cell scale component, has a very steep slope and is due to the simultaneous cell arrivals from independent streams. This effect is dominant for short queues. The second part of the distribution, called the burst scale component, has a much smoother slope, and is due to the accumulation of cells in the buffer when the instantaneous arrival rate of the superposition exceeds the link capacity. Burst scale fluctuations are responsible for large queues, the cell scale contribution being practically negligible in comparison.

An often encountered way of analyzing approximately the superposition of SBR WCT sources is to use a decomposition approach and model separately short term, cell scale fluctuations, and burst scale fluctuations. One way of doing so is to model the queuing system as the superposition of two separate components: first a fluid flow system, modeling the burst component of the real queue, to which a cell scale

component must be added, modeling the small, short term fluctuations around the fluid average rate. Results of applying this method are reported in [26], where a fluid flow model is used to model the burst component of a superposition of packet voice sources, with a $\sum_i D_i/D/1$ queue to model the cell scale fluctuations. Again, let $Q(x) = Pr\{W_t > x\}$; call B_o the burst component of the queue at time 0, and C_o its cell component. The superposition of the two components of the survivor function $Q(x)$ can be expressed as

$$Q(x) = Pr\{C_o > x | B_o = 0\} Pr\{B_o = 0\} + Pr\{C_o + B_o > x | B_o > 0\} Pr\{B_o > 0\}. \quad (29)$$

by conditioning on the presence of a burst component in the queue. A further simplification in this approach is naturally to identify which component is responsible for the loss of cells over the range of buffer sizes under consideration, and to model exclusively the dominant phenomenon. In order to estimate $Q(x)$ over a broader range, the two contributions can either be added, or one can simply use the maximum of the two distributions [23]. In the sequel, we review how this decomposition method has been applied to analyze two different frameworks for ATM networks. The next Sections consider the cases of a homogeneous superposition in infinite and finite buffer systems for which a few exact results and some approximations have been obtained.

*5.3 - The homogeneous case: the modulated N*D/D/1 and N*D/D/1/K queues*

EXACT ANALYSIS FOR THE MODULATED *N*D/D/1* QUEUE

In the so-called modulation approach, often used to analyze the superposition of N independent on/off sources of constant inter-cell spacing D [18], a source is considered to be a deterministic CBR source of period D, "modulated" by some background on-off process controlling the source state. The modulating processes are assumed independent and the activity factor α_i can be different for different streams, but the sources must all have the same inter-cell spacing D. The results are applicable to our SBR WCT sources, which can be viewed as modulated by an on/off process with constant on and off periods.

In the special case $N \leq D$, the arrival rate is always less than multiplex capacity and the system can be solved exactly for any distribution of bursts and silences, as long as they are stationary and independent. In [32] the Benes bound (1) applied to this system is rewritten by conditioning on the number of arrivals in the interval $(0, D)$, $A_{(0,D)}$, yielding

$$Q(x) = \sum_{n=0}^{N} Pr\{A_{(0,D)} = n\} \cdot \sum_{x<k\le n} Pr\{A_{(D',D)} = k \text{ and } W_{D'} = 0 | A_{(0,D)} = n\}. \quad (30)$$

with $D' = D - k + x$. The second factor is simply the survivor function for the virtual waiting time of the $n*D/D/1$ system, $Q_D^n(x)$. This yields

$$Q(x) = \sum_{n=0}^{N} P_n \cdot Q_D^n(x). \quad (31)$$

The probability $P_n = Pr\{A_{(0,D)} = n\}$ is given by convolution of the N Bernoulli variables of parameters αi, describing the state of each source. In the particular case of equal α_i's, P_n is binomial and given by

$$P_n = \binom{N}{n} \cdot \alpha^n (1-\alpha)^{(N-n}. \quad (32)$$

In this case, it can be shown that

$$Q(x) = Q_{D/\alpha}^N(x). \quad (33)$$

The above results are also exact for $N > D$ in the special case $Pr\{n > D\} = 0$, where n is the number of active sources at an arbitrary instant. This model has also been used in [32] as an approximation for $N > D$, in the special case that $Pr\{n > D\} \le \varepsilon$ where ε is an order of magnitude less than some target value for $Q(x)$. Applying the decomposition method to this system yields

$$Q(x) < Pr\{C_o > x \text{ and } X_o = 0\} + \varepsilon \quad (34)$$

$$Q(x) < Pr\{C_o > x \text{ and } N_o < D\} + \varepsilon \quad (35)$$

where the event $\{B_o = 0\}$ has been replaced by the event $\{N_o < D\}$ (no arrival rate overload) for simplicity. The condition $(Pr\{N > D\} \le \varepsilon)$ suggests that burst scale queuing is so rare that the results from the special case with $Pr\{N > D\} = 0$ can be applied to its analysis [32]. An approximation for $Q(x)$ is obtained by conditioning on the number of active sources:

$$Q(x) \approx \sum_{n=0}^{min\{N,D\}} P_n * Q_D^n(x) . \qquad (36)$$

A plot of the distribution $Q(x)$ for an on probability $\alpha = 0.1$ along with the complementary distribution of the virtual waiting time for the $M/D/1$ model of equivalent load would show that the latter provides a conservative approximation and consequently could be used for buffer dimensioning purposes for sufficiently 'bursty' sources ($\alpha < 0.1$) [32].

The general case for $N > D$ was also studied in [25] which provides simulation results, an upper bound and an approximation for $Q(x)$, both based on the Benes bound. However this upper bound is loose by an order of magnitude, while the approximation under-estimates $Q(x)$ by half an order. The approximations are applicable in theory to the general heterogenous case, but due to the complexity, results are restricted to the homogeneous case. The conclusions from this study strongly suggest that a decomposition approach would be the most reasonable compromise between accuracy and computation speed.

We note in passing that this "modulation" approach can also be used to estimate the cell loss probability P_{loss} rather than $Q(x)$, when the buffer is limited in size; however, an additional weighting coefficient must be introduced to account for the fact that P_{loss} is a customer average. The modulated $N*D/D/1/K$ will be described in the next Section.

AN APPROXIMATION FOR THE MODULATED $N*D/D/1/K$

The modulation principle described above has been applied in [18] to the case of a modulated $N*D/D/1/K$, with independent on/off sources but under slightly different assumptions than ours (the burst/silence periods are assumed to be geometrically distributed rather than deterministic). However the analysis should carry over to SBR WCT and we include their model here, with the reservation that its use for SBR WCT may require further investigation. In this analysis, the buffer is assumed to be of length K and an approximation is sought directly for P_{loss}.

The analysis is based on the so-called local stationarity assumption: stationarity is quickly attained following a change in the number of active sources. In other words, changes in the number of active sources occur "slowly" relatively to the time required to attain a stationary state. Under this assumption, when n sources are active, the system

behaves like an $n^*D/D/1/K$ queue. The loss probability P_{loss} is estimated by conditioning on the number of active sources. Denote by P_n the probability that n sources are active, by M the number of active sources, and by $P_{loss}(n)$ the cell loss ratio when in state n; then

$$P_{loss}(N) \approx \sum_{n=0}^{N} Pr\{\text{test cell is in an interval with M = n}\} \cdot P_{loss}(n), \tag{37}$$

$$= \frac{1}{N\alpha} \cdot \sum_{n=0}^{N} n \cdot P_n \cdot P_{loss}(n). \tag{38}$$

The value of P_n is given by (32), α is the activity factor, and $P_{loss}(n)$ is the loss probability in the $n^*D/D/1/K$ system. Some simulation results are provided in [18] for a few particular cases. The approximation seems to be reasonably accurate in the investigated cases. This result is to be compared to the expression for $Q(x)$ stated in the previous Section. Because P_{loss} is a customer average, the value $P_{loss}(n)$ must be weighted by the average arrival rate when n sources are active (the term $\frac{n}{N\alpha}$).

SUMMARY OF RESULTS

Once again we make the remark that the accuracy of the approximations we have reviewed should be verified against simulation results. We underline that few results are available concerning a superposition of heterogenous SBR WCT sources in the general case. Even in the simpler homogeneous case, the complexity of on/off models taking into account the cell scale level is such that most often, burst scale and cell scale are analyzed separately. The models we have reviewed are most useful for *cell scale* analysis, that is, when the buffer is small with respect to the burst length, or the probability of saturating the link . In the case of large buffers, burst scale, fluid models are preferred to a detailed cell scale analysis, because the fluid approximation is an interesting compromise between a model complexity and accuracy.

In the next Sections we review burst scale models that are applicable to the superposition of SBR WCT in two different frameworks. First, we consider a burst scale loss model for small buffer systems, and second, a burst scale delay model.

5.4 - A burst scale loss model for a system with limited buffer space

The use of limited buffer space in ATM switch multiplexers was studied in the ATM research community because short buffers are preferable for real-time sources if the service discipline is FIFO. The problem is one of delay control, because the use of large buffers with FIFO service allows neither the delay, nor its variability, to be suitably bounded for real-time services. In this Section, we review how burst scale loss models have been applied to the analysis of a superposition of SBR WCT in an ATM multiplexer equipped with small buffers. By small, we mean that the buffer is large enough to practically avoid cell scale loss, but too small to absorb fluctuations due to local overloads. In other words, the buffer size is less than the length of a burst. Thus on the burst level, the system is usually modeled as *bufferless*.

This framework has been referred to as *rate envelope multiplexing* in [34] because it involves limiting the number of active sources so that the total instantaneous cell arrival rate Λ_t exceeds the link output rate C only with a small probability. The instantaneous load can be controlled by performing CAC, or by adjusting the allocated multiplexer service rate in case of a VP connection.

Fluid models are known to provide useful insight into burst scale phenomena. In a fluid model, sources are modeled as if they emitted information continuously and at a constant rate, like a liquid, and service is done in the same continuous fashion. Consequently, in a fluid system, the buffer remains empty as long as the instantaneous arrival rate $\Lambda_t \leq C$. This implied that cell scale queuing cannot be modeled by a fluid system; a burst scale loss model is intended to represent local overload phenomena that are difficult to analyze with a model taking into account both cell and burst scales.

However, the fact that the cell scale buffer is not modeled does not mean that it is not present. Indeed, the use of a burst loss model *implies* that the considered ATM multiplex is equipped with a 'small', cell scale buffer, sufficient to absorb congestion as long as $\Lambda_t < C$. This small buffer could be dimensioned with the models discussed in the previous Section - the modulated *N*D/D/1/K* or *M/D/1/K*, for instance. In the fluid approximation, we have for a bufferless system, with $\rho_t = \Lambda_t / C$ the instantaneous load,

$$P_{loss} = (\rho t - 1)^{+} / \rho t. \tag{39}$$

Referring to the *N*D/D/1/K* model, we have mentioned a general relation for P_{loss}, stating that

$$P_{loss} = (\rho - 1 + \phi) / \rho, \tag{40}$$

with ϕ defined as the probability of an idle server. A small buffer actually acts as a dam to regulate the flow, insuring that $\phi \approx 0$ (i.e. the server is never idle) in overload, which validates the freeze-out expression for P_{loss} in the fluid approximation.

A BURST SCALE LOSS SYSTEM - THE HETEROGENEOUS CASE

In the fluid approximation, SBR WCT sources are assumed to transmit continuously at their peak rate $1/T_i$ for the duration of a MBS burst, and they remain silent for the rest of a cycle. Again the on probability of a source is $\alpha_i = T_i/T_{SCR_i}$ and the system service capacity is C.

The cell loss probability (more precisely, its burst contribution) is given by the proportion of lost fluid, that is the mean loss rate over the mean arrival rate:

$$P_{loss} = \frac{E\{\Lambda_t - C\}}{E\{\Lambda_t\}}. \tag{41}$$

The condition on the cell loss probability $P_{loss} < \varepsilon$ is often replaced by the simpler condition on the link saturation probability,

$$P_{sat} = Pr\{\Lambda_t \geq C\} < \gamma. \tag{42}$$

For c source classes and N_i sources in class i,

$$P_{sat} = Pr\{\sum_{i=1}^{c} \frac{Bin(N_i,\alpha_i)}{T_i} > C\}. \tag{43}$$

In general this last quantity is easier to obtain than P_{loss} and is given by the convolution of the superposed streams bit rate distributions. Fast convolution algorithms have been proposed in [21] and [8] in order to enable real-time calculation of P_{sat} on which a simple acceptance rule can be based. Some large deviation approximations for P_{sat} are derived in [19] and [13]; these approximation are intended to be efficient enough to be suitable for the real-time calculations needed as part of a CAC algorithm.

As far as the link between P_{sat} and P_{loss} is concerned, some studies (see [27] and [32]) report that these two quantities are approximately related by

$$P_{loss} \approx P_{sat}/100, \tag{44}$$

for a bit rate following a Gaussian distribution (i.e. for a large enough number of sources). Thus using $Pr\{\Lambda_t \geq C\}$ instead of P_{loss} as a QoS objective seems to be conservative.

In the case of identical on/off WCT SBR sources, Λt follows a binomial distribution. This model is reviewed in the next Section.

A BURST SCALE LOSS SYSTEM - THE HOMOGENEOUS CASE

In the homogeneous case, we consider a superposition of identical sources, with peak rate $1/T$ and activity factor $\alpha = T/TSCR$. System service capacity is C. Up to $N_c = C \cdot T$ sources can be serviced without loss. Assuming N identical on/off sources leads to a binomial distribution for the number of active sources n and the probability of saturating the link is just

$$P_{sat} = Pr\{\Lambda_t > C\} = \sum_{n=\lceil N_c \rceil}^{N} P_n, \tag{45}$$

where P_n is given by (32). The cell loss probability (more precisely, its burst contribution) is given by the proportion of lost fluid:

$$P_{loss}(N,N_c,\alpha) = \frac{1}{N\alpha} \sum_{n=\lceil N_c \rceil}^{N} P_n^*(n-N_c), \tag{46}$$

where we have written P_{loss} as a function of N, N_c, and α to emphazise its dependency on these parameters.

The condition $P_{loss} < \varepsilon$ on the target cell loss probability determines the admissible number of sources N_ε which must be such that

$$P_{loss}(N_\varepsilon,N_c,\alpha) \leq \varepsilon. \tag{47}$$

The multiplexing gain is given by the ratio N_ε / N_c, where $N_c = C \cdot T$.

We show in Figure 7 a plot of the multiplexing gain as a function of α for values of the peak rate equal to 0.2, 0.1, 1/15, 1/30, and 1/100 of multiplex capacity, for an estimated P_{loss} of 10^{-9}. The allowable number sources strongly depends on the parameters α (ratio T_{SCR} / T) and on the peak rate $1 / T$. In particular, the multiplexing gain is weak for relatively large peak rate values.

We note in passing that in this model, the parameter MBS does not have a direct impact on the admissible load; however, it affects the duration and frequency of congestion periods. For the analysis to be valid, the burst length should be bounded and short with respect to the duration of a connection, actually shorter by several orders of magnitude, otherwise the source would be best modeled as a constant bit rate source.

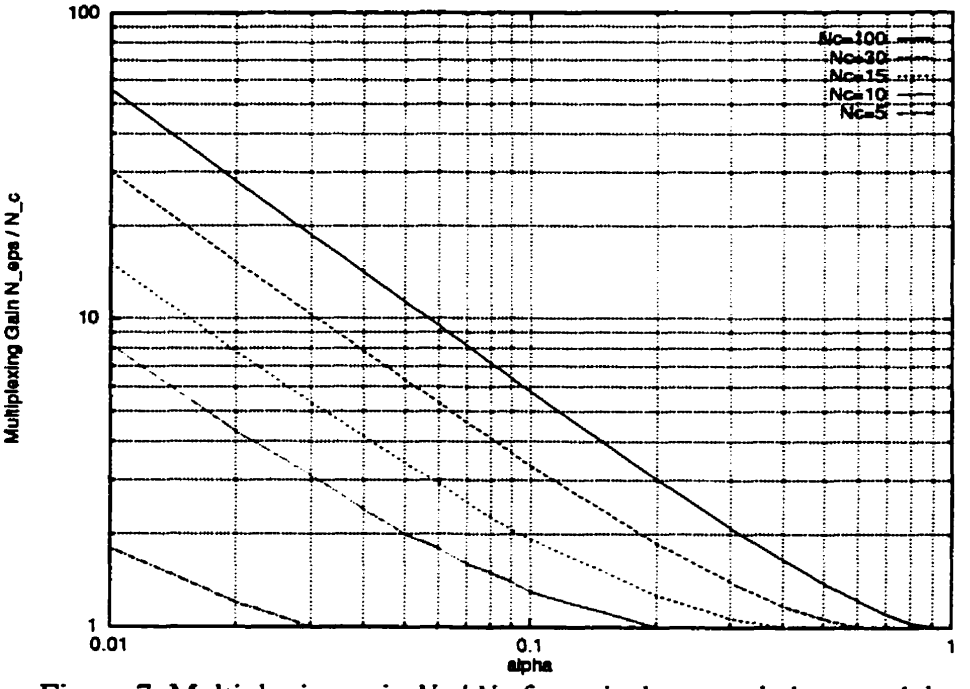


Figure 7. Multiplexing gain N_ε / N_c, from the burst scale loss model

SUMMARY OF RESULTS

Once again, we recall that work is still in progress and that simulation results are needed to check the accuracy of the models. A more thorough review of Large Deviation and applicable Effective Bandwidth approximations would be of interest also, since they apply to the general heterogeneous case. However, we are not interested in P_{sat} per se, but rather in obtaining an estimate of P_{loss}. The relation between P_{loss} and P_{sat} would require further investigation. Also, recall that these models are valid in the restricted case of smooth SBR WCT sources.

The burst scale loss model we have just described is of course limited to a relatively restricted range of validity, that is to the analysis of cell losses in small buffer system. We also remark that with this model, the impact of the Maximum Burst Length (or τ_{SCR}) cannot be investigated, as bursts are assumed to be very long with respect to the buffer size. In such a case, the multiplexing gain is dependent on α and $1/T$ only, respectively the activity factor and the peak cell rate. In the next section, we describe a more general, fluid burst scale delay system, applicable to SBR WCT multiplexing in a large buffer system.

5.5 - A burst scale delay model for systems with large buffers

In this Section we review a model to investigate straightforward multiplexing with SBR WCT sources with burst scale queuing which was proposed in [35]. This model is restricted to the homogeneous case of N identical on/off sources, and the buffer is assumed of infinite size.

When dealing with sources that do not have stringent real-time constraints, which sources we loosely call 'data' sources, burst queuing can be afforded and a better efficiency can be reached. In the case of a system with large buffers, burst scale congestion dominates, especially for the very small overload probabilities that are required in the ATM context. The so-called fluid approximation provides a very useful tool to investigate such systems. A burst scale delay system can be used to analyze the superposition of N homogeneous, independent WCT sources. The source peak rate is normalized to unity, with link capacity being $C = T$ such units; the source period is chosen as the time unit, and the source activity factor $\alpha = T / T_{SCR}$ represents the burst size as a fraction of the period in the normalized model (in this model, buffer length is given in units of bursts and the parameter τ_{SCR}). To obtain the buffer in units of cells, its size in bursts must be multiplied by MBS, the maximum burst size. This is of course an approximation but it is known to be relatively accurate [25]. Again, the start of the burst of each source is uniformly distributed over the period.

An approximate solution method for this model is proposed in [1] and [35], to estimate the complementary virtual waiting time in an infinite buffer. We review the main steps in the derivation but omit details; the reader is referred to [26] and [35]. Let n be the number of sources that are on at time $-t$, yielding a fluid arrival rate of $\Lambda_t = n$. Denote by $W_i(t)$ the contribution of source i to the work $W(t)$ arriving in the interval $(-t, 0)$. The Benes bound applied to this system yields [35]

$$Q(x) = \int_0^{1 \lfloor C \rfloor} \sum_{n=0} (C-n) \cdot \psi_n(t, x + Ct)\, dt, \tag{48}$$

where

$$\psi_n(t, w) = \frac{d}{dw} Pr\{W(t) \le w \text{ and } \Lambda_t = n\}, 0 \le n \le N. \tag{49}$$

The integral can be evaluated numerically, provided the function $\psi_n(t, \omega)$ can be calculated. We distinguish between sources that are on at $-t$ and those that are off at $-t$, and let $\alpha_t(\omega)$ and $\beta_t(\omega)$ be defined as

$$\alpha_t(w) = \frac{d}{dw} Pr\{W_i(t) \le w \text{ and source } i \text{ on at } -t\} \tag{50}$$

$$\beta_t(w) = \frac{d}{dw} Pr\{W_i(t) \le w \text{ and source } i \text{ off at } -t\} \tag{51}$$

Since $W(t)$ is just the sum of all contributions, the function $\psi_n(t, w)$ can be expressed as a convolution:

$$\psi_n(t, w) = \binom{N}{n} \alpha_t^{(n)}(w) * \beta_t^{(N-n)}(w) \tag{52}$$

The expressions for these functions in case of periodic on/off sources are given in [35]. The main problem is to evaluate the expression for $\psi_n(t, w)$, which is difficult to compute exactly. The approach proposed in [1] is based on a probability shift argument and the use of the central limit theorem to approximate the resulting shifted distribution by a Gaussian.

Finally the approximation for $\psi_n(t, \omega)$ is given by

$$\psi_n(t, w) \approx \frac{e^{s_o w} \psi_n^L(t, s_o)}{\sqrt{2\pi}\sigma_{s_o}} \tag{53}$$

where the superscript L denotes the Laplace transform. The parameters s_o and σ_o are given in terms of the Laplace transforms for $\alpha_t(w)$ and $\beta_t(w)$ and their expressions appear in [35]. This method provides a good approximation to $Q(x)$ in general, in particular for small values of the peak rate (large C), and its accuracy increases with x for the considered deterministic arrival process. The bound is not very good when C is small ($C < 1$) and when the server load is heavy. However, an exact fluid model solving the case $C < 1$ is described in [10]. Figure 8 shows a plot of $Q(x)$ for four (C, α) couples and a constant load of $\rho = 0.8$. Note that buffer size is given in units of *bursts*, which implies that in burst scale queuing, very large buffers must be provided to guarantee a small loss probability. In the fluid model, it is assumed that the buffer size grows linearly with the burst length (a fact mentioned in [25]).

We show in Figure 9 a plot of the buffer space needed for $Q(x) = 10^{-9}$ as a function of α for a few values of capacity (in multiples of the peak rate) for a load of $\rho = 0.8$. (This is of course an approximation since buffer sizing should be based on $P_{loss} < \varepsilon$ rather than on $Q(x)$). We observe that for a fixed peak rate, the buffer space needed per source increases with α (i.e. the multiplexing gain is greater for more 'bursty' sources); for fixed

α, the buffer space per source decreases with multiplex capacity, meaning that the multiplexing gain is lower for sources with high peak rates. Finally, we note that a Large Deviations approximation was introduced in [37] for generally distributed bursts and silences, and as a special case for deterministic bursts and silences. The approximation seems to give accurate results as soon as $N = 10$, which may offer an interesting alternative given the complexity of the more complete model.

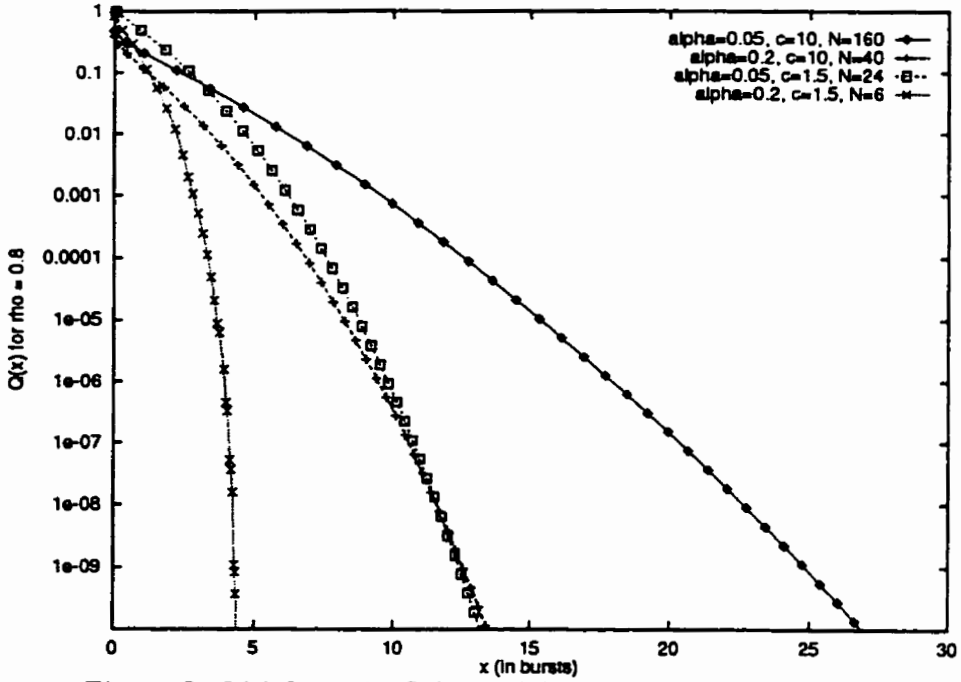


Figure 8. $Q(x)$ from the fluid model with Benes bound, ρ=0.8

SUMMARY OF RESULTS

The model we have just described is quite complex to implement and requires a significant amount of CPU time to execute. Again, this work will be continued further in the aim of getting a better idea of the accuracy of $Q(x)$ in the fluid approximation as an estimate of the actual P_{loss} in the corresponding finite buffer system.

As far as the heterogenous case is concerned, we have not found any model in the literature applicable to SBR WCT sources. One exception can be found in [15] where an alternative closed form expression for the Benes bound is derived for heterogenous and generally distributed bursts and silences, allowing the definition of an Effective Bandwidth (i.e. an asymptotic estimate of the queue length distribution tail) which might be applicable to SBR WCT sources. Otherwise, we may use the same argument as before and consider a worst case homogeneous superposition.

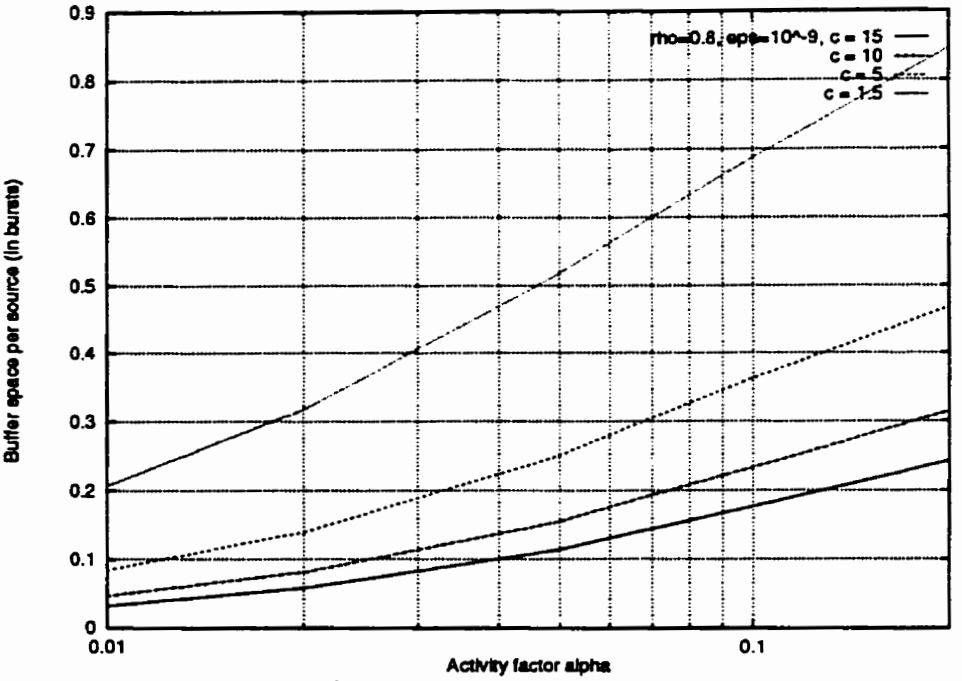


Figure 9. Buffer space per source vs α

6 - Conclusions

In this paper, we have proposed a survey of the queuing models used to estimate the cell loss probability in ATM networks with straightforward statistical multiplexing, with a resource allocation policy based on Worst Case Traffic patterns. We think of this survey as a preliminary step in a more ambitious project; our intent is to investigate the accuracy of the available models, their range of validity and their complexity, in other words, the practical use and relevance of these queuing models from the point of view of CAC. We stand as a potential user of these models, aiming at the design of a CAC policy, who needs tools to evaluate the QoS resulting from a superposition of connections and must choose, from a set of models, which one is the most suitable.

Work is still in progress, to provide a comparison of the available models, and simulation results to assess their validity. This work could be extended in many directions. At this point some models we need to evaluate SBR WCT have not been solved; most of the available models assume smooth sources and do not take CDV into account. The impact of CDV on resource allocation for WCT SBR sources is thus difficult to assess based on existing models. The models we have reviewed do not deal

with multiple priority levels in the network. Another thing to mention is that we are concerned with ATM level QoS only; the QoS seen at the application's level is outside the scope of this work. As a first approximation, we have used an overly simplified network model, with a single switching node; in fact only the first switching stage in the network is modeled. In reality, admission operations must be done on the whole connection path. An actual CAC should of course take these factors into account.

Acknowledgments

The authors wish to thank Drs J. W. Roberts and J. Garcia for kindly providing the programs implementing their models (Dr. Roberts for the model in [35] and Dr. Garcia for that in [10]).

References

[1] B. Bensaou, J. Guibert, and J.W. Roberts. Fluid queueing model for a superposition of On/Off sources. In *ITC Broadband Seminar*, Morristown, October 1990.

[2] C. Bisdikian, J.S. Lew, and A.N. Tantawi. On the tail approximation of the blocking probability of single server queues with finite buffer capacity. In R.O. Onvural and I.F. Akyildiz, editors, *Queueing Networks with Finite Capacity*. Elsevier Science Publishers, 1993.

[3] P. Boyer, F. Guillemin, M. Servel, and J.P. Coudreuse. Spacing cells protects and enhances utilization of ATM network links. *IEEE Network*, pages 38-49, September 1992.

[4] I. Cidon, R. Guérin, I. Kessler, and A. Khamisy. Analysis of a statistical multiplexer with generalized periodic sources. Technical Report No. RC 18733, IBM, February 1993. To appear in *QUESTA*, 1995.

[5] I. Cidon and M. Sidi. Performance analysis of asynchronous transfer mode (ATM) systems. Technical Report RC 14395, IBM Research Division, T. J. Watson Research Center, Yorktown Heights, N. Y., 1989.

[6] B.T. Doshi. Deterministic rule based traffic descriptors for Broadband ISDN: Worst case behavior and connection acceptance control. In J. Labetoulle and J.W. Roberts, editors, *Proc. ITC-14*, pages 591-600, Antibes, June 1994. Elsevier Science Publishers.

[7] Z. Dziong, O. Montanuy, and L.G. Mason. Adaptive traffic admission in ATM networks - optimal estimation framework. In J. Labetoulle and J.W. Roberts, editors, *Proc. ITC-14*, pages 1065-1076, Antibes, June 1994. Elsevier Science Publishers.

[8] R. Fabregat-Gesa, J. Sole-Pareta, J.L. Marzo-Lazaro, and J. Domingo-Pascual. Bandwidth allocation based on real-time calculations using the convolution approach. In *Proc. GLOBECOM 94*, pages 788-793. IEEE, 1994.

[9] H.J. Fowler and W.E. Leland. Local area network traffic characteristics, with implications for broadband network congestion management. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(7):1139-1149, September 1991.

[10] J. García, J.M. Barceló, and O. Casals. Study of the superposition of WCT using the Benes approach. In *Cost-242 Management Committee Meeting*, Budapest, May 1994. Document no 242 TD(94)-16.

[11] J. García and O. Casals. A discrete time queueing model to study the cell delay variation in an ATM network. To appear in *Performance Evaluation*.

[12] A. Gravey and S. Blaabjerg, editors. *Cell Delay Variation in ATM Network*. Cost 242, Commission of the European Communities, December 1994. Interim Report.

[13] T.R. Griffith. Analysis of a connection acceptance strategy for asynchronous transfer mode networks. In *Proc. GLOBECOM 90*, San Diego, December 1990, paper 505.4.

[14] R. Guérin, H. Ahmadi, and M. Naghshineh. Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks. *IEEE Journal on Sel. Areas in Comm.*, 9(7):968-981, September 1991.

[15] J. Guibert. Overflow probability upper bound for heterogenous fluid queues handling general on-off sources. In J. Labetoulle and J.W. Roberts, editors, *Proc. ITC-14*, pages 65-74, Antibes, June 1994. Elsevier Science Publishers.

[16] F. Guillemin, C. Rosenberg, and J. Mignault. On characterizing an ATM source via the Sustainable Cell Rate Traffic Descriptor. In *IEEE INFOCOM '95*, 1995.

[17] F. Hubner. Analysis of a finite-capacity asynchronous multiplexer with deterministic traffic sources. In *Proc. 7th ITC Seminar*, Morristown, New Jersey, October 1990, paper 11.2.

[18] F. Hubner and P. Tran-gia. Quasi-stationary analysis of a finite capacity asynchronous multiplexer with modulated deterministic input. In *Proc. ITC-13*, pages 723-729. Elsevier Science Publishers, 1991.

[19] J. Hui. *Resource allocation for broadband networks*, vol. 6. IEEE, JSAC, December 1988.

[20] ITU-T Recommendation I.371. *Traffic control and congestion control in B-ISDN.* Geneva, November 1994.

[21] V.B. Iversen. The exact evaluation of multi-service loss sytems. *Teleteknik*, (2):56-61, 1987.

[22] D. Kaufman. *Modèles stochastiques, leur solution et leur application à l'évaluation des performances des réseaux large bande.* Ph.D. thesis, Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications, Paris, Mai 1994.

[23] H. Kroener, T. Theimer, and U. Briem. Queueing models for ATM systems - a comparison. In *ITC Seminar, Morristown, USA*, Octobre 1990.

[24] H. Kroner, T. Renger, and R. Knobling. Performance modelling of an adaptive CAC strategy for ATM networks. In J. Labetoulle and J.W. Roberts, editors, *Proc. ITC-14*, pages 1077-1088. Elsevier Science Publishers, 1994.

[25] K. Kvols and S. Blaabjerg. Bounds and approximations for the periodic on/off queue with applications to ATM traffic control. In *IEEE INFOCOM '92*, pages 487-494, 1992.

[26] I. Norros, J. Roberts, A. Simonian, and J. Virtamo. *The superposition of VBR sources in an ATM multiplexer*, volume Vol 9, no 3. IEEE, JSAC, April 1991.

[27] I. Norros and J.T. Virtamo. Who loses cells in the case of burst scale congestion? In *Proc. ITC-13*, pages 829-833. Elservier Science Publishers, 1991.

[28] A. Parekh and R. Gallager. A generalized processor sharing approach to flow control intergrated services networks - the single node case. In *Proc. Infocom'92*, Florence, May 1992.

[29] G. Ramamurthy and R.S. Dighe. Distributed source control: A network access control for integrated broadband packet networks. *IEEE Transactions on Communications*, 9(7):990-1002, September 1991.

[30] C. Rasmussen and Kenn Kvols. Flexibility and optimisation in broadband ISDN. In A.Jensen and V.B. Iversen, editors, *Proc. ITC-13*. Elsevier Science Publishers, 1991.

[31] J. Roberts. Variable-bit-rate traffic control in B-ISDN. *IEEE Communications Magazine*, pages 50-56, September 1991.

[32] J. Roberts, editor. *Performance evaluation and design of multiservice networks.* Cost 224, Commission of the European Communities, October 1992.

[33] J. Roberts and J. Virtamo. The superposition of periodic cell arrival streams in an ATM multiplexer. *IEEE Trans. on Comm. , Vol. 39(2)*, February 1991.

[34] J.W. Roberts. Rate envelope multiplexing and rate sharing in B-ISDN. to appear in *IEICE Transactions on Communications*, 1995.

[35] J.W. Roberts, B. Bensaou, and Y. Canetti. A traffic control framework for high speed data transmission. In Y. Takahashi, H. Perros, G. Pujolle, editor, *Modelling and Performance Evaluation of ATM Technology (C-15)*, pages 243-262, North-Holland, 1993. IFIP, Elsevier Science Publishers.

[36] C. Rosenberg and G. Hébuterne. Dimensioning traffic control devices in an ATM network. In *Proc. IFIP workshop*, Paris, March 1994.

[37] A. Simonian and J. Guibert. Large deviations approximation for fluid queues fed by a large number of on-off sources. In J. Labetoulle and J.W. Roberts, editors, *Proc. ITC-14*, pages 1013-1022, Antibes, June 1994. Elsevier Science Publishers.

[38] A. Simonian and J.T. Virtamo. Transient and stationary distributions for fluid queues and input processes with a density. *SIAM J. on Appli. Math.*, 51(6):1732-1739, 1991.

[39] J.T. Virtamo and J.W. Roberts. Evaluating buffer requirements in an ATM multiplexer. In *GLOBECOM 89*, Dallas, 1989. IEEE, Paper 41.4.

[40] A. Wong. Queueing analysis for ATM switching of continuous bit oriented traffic- a recursive computation method. San Diego, December 1990. GLOBECOM 90, paper 801.2.

ANNEXE II

A reference resource allocation method for ATM Statistical Bit Rate services

Article soumis pour publication à la revue *IEEE/ACM Transactions on Networking*.

A reference resource allocation method for ATM Statistical Bit Rate services

J. Mignault*, C. Rosenberg*, and A. Gravey**

* Ecole Polytechnique de Montréal, P.O. Box 6079, "Centre-ville" Station, Montreal, Canada, H3C 3A7. Email: *josee@comm.polymtl.ca, cath@comm.polymtl.ca.*

** Centre National d'Etude des Télécommunications, 2 avenue Pierre Marzin, 22307 Lannion cedex, France. Email: *graveya@lannion.cnet.fr.*

Abstract

This paper addresses the issue of resource allocation for SBR services in ATM nodes. SBR services are intended to carry VBR applications, in an open-loop, preventive congestion control framework providing Quality of Service guarantees. Our resource allocation is based on the fact that traffic is regulated by a double leaky-bucket operating at two different time-scales, and on the assumption that traffic sources are greedy to the extent allowed by their regulation (worst case traffic assumption). Both cell level and call level QoS at a single node are investigated in a non-asymptotic setting, reflecting real operating conditions. We propose to allocate resources based on a natural definition of the effective bandwidth of greedy regulated sources, which is intended to quantify as accurately as possible, the amount of resources to be reserved for SBR connections, for a given cell loss probability target. The effective bandwidth is dependent on node resources (buffer size and transmission link rate), and can be computed independently for each traffic class; it is obtained by division of the link transmission bandwidth, over a close, but conservative approximation of the maximum number of admissible sources for a given cell loss constraint, in a homogeneous framework. Extensive cell level simulation results were used for validating the approach. The resource allocation obtained with our method is indicative of the limits of the preventive control framework, and consequently, can serve as a reference for assessing other access control methods. At this stage, the reference method is intended to serve in admission control based on off-line calculation of effective bandwidths, allowing maximum resource utilization within an open-loop control framework and with worst case traffic assumptions. As an example of how the reference method can be used to assess the effectiveness of other resource allocation methods, a comparison with the method of [ELW95] is conducted, both at cell and call level. Results indicate that in some cases, the use of the reference method could yield a utilization twice as good as that obtained with the method of [ELW95].

Keywords: connection admission control, preventive congestion control, guaranteed quality of service, leaky-bucket regulated traffic, effective bandwidth

1.0 Introduction

Efficient sharing of resources in ATM networks is necessary for economical reasons as the viability of ATM is dependent on its competitiveness. The statistical nature of the traffic generated by a large part of future ATM applications implies that this efficiency can only be reached if network resources are allocated on a statistical basis. Statistical resource sharing implies that in order to take advantage of the intermittent activity of sources, network resources are overallocated; the price to pay for this overallocation is that demand can exceed available resources at times, and a small probability of refusing a request for resources must be tolerated (e.g. the usual instance of rejecting cells arriving to a full buffer). The challenge of applying this technique in the ATM context, is to attain a reasonable efficiency while providing the strong Quality of Service (QoS) guarantees that are expected from ATM, based on a minimal knowledge of the statistical behaviour of traffic sources.

The current market drive for ATM is undoubtedly the rising demand for computer communications, which are of Variable Bit Rate (VBR) in nature. This type of applications generate a traffic typically characterized by relatively high peak rates, a high variability, and large bursts intermixed with acknowledgments; the data is very sensitive to cell losses, but can tolerate a relatively large amount of delay. These traffic characteristics require relatively large buffers in network nodes for efficient resource sharing, and thus the need for methods to control and study buffered systems with statistical multiplexing is clear. Various methods of controlling this statistical sharing of resources will likely coexist in ATM networks, according to the current standards [I371][FOR96] which define the ATM Transfer Capabilities (see also [FIS94] for an overview). Standards are intended to allow the use of purely reactive or preventive strategies, hybrid methods, approaches based on scheduling [PAR93] and the use of priorities, which are representative of the various options to consider for implementation. In general, reactive controls and scheduling are highly complex to implement, and are still the subject of active research. Simpler methods are needed on the short term, in order to exploit efficiently the first generation of ATM equipment and networks.

Our objective in this paper is to investigate a simple framework for resource allocation, based on preventive open-loop controls for statistical multiplexing, and on the regulation of traffic by means of a double leaky-bucket [TUR86] mechanism. The investigated framework is compatible with the Statistical Bit Rate (SBR1) transfer capability standard of Recommendation ITU-T [I371] and with switch equipment using FIFO queueing, without the use of different cell loss priority levels. This is consistent with first generation ATM switches which provide a restricted set of traffic handling capabilities. Worst case congestion effects at a node are taken into account by assuming that sources are greedy and use leaky-bucket resources to the fullest (the so-called WCT assumption). While this approach is appealing because of its conceptual simplicity, there is little prior investigation of this framework for buffered nodes (except for the remarkable work of

[ELW95]), probably due to the scarcity of appropriate analytical tools, and to the common belief that such an approach is likely to be overly conservative. The approach followed in [ELW95] to analyze this framework, pays great attention to relative analytical simplicity in a heterogeneous traffic setting, and is based on a series of conservative approximations. The method is intended to be applicable in real-time, but practical limitations related to the proliferation of traffic classes are of concern.

In this paper, we take a different view and are not primarily concerned with real-time processing constraints; rather, we set out to investigate quantitatively the limits of the purely preventive approach itself, and propose a resource allocation method intended to be as tight as possible. We propose to base resource allocation on a natural definition of the effective bandwidth of greedy regulated sources, which is intended to quantify as accurately as possible, the amount of resources to be allocated to SBR connections for a given cell loss probability target. The effective bandwidth is dependent on node resources (buffer size and transmission link rate), and can be computed independently for each traffic class; it is obtained by dividing the transmission link bandwidth over a close, but conservative estimate of the maximum number of admissible sources for a given loss probability target, in a homogeneous framework. The computation of this estimate is based on the use of a fluid model intended to represent the behaviour of the real system as closely as possible. As we are looking for the 'actual' performance of an open-loop Call Admission Control method, extensive cell level simulation results were used for validating the approach. These new, exact simulation results confirm the fact that resource allocation in the multi-class traffic case can safely be based on our notion of an effective bandwidth, and that the effective bandwidth thus obtained is very accurate. Indeed, they reveal that the effective bandwidth for each traffic class can practically be computed in independence of other traffic classes. This fact greatly simplifies the resource allocation problem. In particular, it unveils the possibility of adapting this reference method in order to compute effective bandwidths in real-time. The study is conducted first at the cell level, and the results obtained from the cell level are used to study quantitatively call blocking and utilization at the connection or call level. Our method is indicative of the limits of the preventive control framework. For this reason, our approach provides what can be considered as a reference method. The results can serve a basis for the assessment of approximate methods based on the same framework, and for comparison with other methods based on more sophisticated procedures.

We start by discussing in the next section the preventive framework, model and method in some detail. Next, the reference resource allocation method is investigated in the single traffic class framework, in order to evaluate the effect of traffic parameters on maximum utilization and on the effective bandwidth. The multi-class situation is considered next, with extensive cell level simulation results to validate the effective bandwidth definition. The efficiency of the reference resource allocation method is then evaluated at the call level, for which system utilization levels and blocking are examined. As an example of how this reference method can be used to assess the effectiveness of other resource

allocation methods, a comparison with the method of [ELW95] is conducted. Results indicate that in some cases, the use of the reference method could yield a utilization twice as good as that obtained with the method of [ELW95]. Last, we discuss the impact of the various assumptions leading to the approximate analysis and further issues with the reference method.

2.0 A reference Call Admission Control based on worst case traffic assumptions

2.1 Framework

The Call Admission Control (CAC) function has a crucial role to play in a preventive congestion control framework, as it is most critically responsible for protecting the QoS of connections under normal operating conditions. Following [I371], CAC can be defined as *the set of actions taken by the network at the call set-up phase (...) in order to establish whether a connection can be accepted or rejected.* Underlying the preventive control framework is the notion of a traffic contract between the user and the network: if the connection is properly regulated (in the case of SBR connections, by a set of two leaky-buckets, as described in [I371]) and conforms to the parameters declared by the user, QoS guarantees are provided by the network. The type and stringency of QoS guarantees is dependent on the selected transfer capability [I371] and QoS class [I356]. The CAC is responsible for checking that accepting the new call does not degrade the QoS of on-going connection and that the QoS requested by the new call can be met; if so, the call is established from origin to destination. The CAC is aimed at maximizing network utilization and thus it must accept as many calls as possible within the bounds set by QoS commitments. The involved routing and resource allocation functions are performed in real time. Thus, two different types of actions must be performed by CAC; resource allocation, which is done at each node on a local basis, and routing, which involves a global view of the network. We focus in this paper on the resource allocation task of CAC on a local basis.

The critical issue in the preventive framework is the safe estimation of the QoS resulting from accepting a call, without restrictive assumptions on traffic. This excludes approaches based on specific statistical source models whose reliability with respect to real source behavior could be questionable. In the standardized framework of ITU-T, all information about a connection is summarized in its traffic descriptor and QoS class, and this is the only information on a connection available to the CAC to make a decision. The CAC must make sure that the QoS is met for all possible source statistical behaviours that are compatible with the traffic descriptor declared by the source. From the point of view of QoS protection, the most natural assumption to make is then as follows: connections will exploit resources to the limits defined by the regulation mechanisms, in

the way that would have the worst impact on the committed quality of service. Our reference resource allocation is based on this worst case approach.

This issue of quality of service commitments in ATM is actually quite complex. The basic problem lies in the fact that CAC operates both on the cell and call level, which evolve on two different time scales; the two levels are usually analyzed separately, the bridge between the two levels being the notion of an "effective bandwidth". QoS commitments exist at both levels. First there are cell level commitments, namely the cell loss probability (or Cell Loss Ratio, CLR) and delay related commitments (for instance Cell Transfer Delay, CTD, Cell Delay Variation, CDV [I371][I356]). The cell level commitments must be enforced dynamically in real-time by the CAC. The QoS seen at the cell level has an obvious impact at the application level (for instance if a cell is lost in a frame then the whole frame can be considered as lost; note that we do not consider application level QoS in this work). At the call level, the QoS can be measured by the probability of rejecting a connection, similarly to the call blocking probability in circuit switched networks. While this is not estimated by the CAC itself dynamically, the blocking probability is a result of CAC actions. There is an obvious trade-off between the cell level QoS *CLR* and the connection blocking probability *CBP* [COS96][HUB91]. If the *CLR* is estimated conservatively, resources are used less efficiently and blocking is higher.Thus the efficiency of a resource allocation method should be evaluated on the call level. In this paper, we first consider the reference method from the cell level perspective; the existence of an effective bandwidth (validated by simulation results) allows the investigations to be conducted on the call level as well, in order to quantify the utilization attainable for a given *CBP* commitment.

The standardized description of an ITU-T SBR1 connection is defined by the parameters of two GCRAs [I371] (or Virtual Leaky-buckets) operating on two different time-scales. The GCRA mechanism operates similarly to the leaky-bucket and is also characterized by two parameters (the inverse of a rate T and a tolerance on this rate τ to allow for some statistical variation). The first mechanism $GCRA\ (T_{PCR}, \tau_{PCR})$ polices the Peak Cell Rate ($PCR = 1/T_{PCR}$) with a Cell Delay Variation tolerance τ_{PCR}, while the second one $GCRA\ (T_{SCR}, \tau_{SCR})$ upper bounds the connection long term rate with the Sustainable Cell Rate $SCR = 1/T_{SCR}$, with a Burst Tolerance τ_{SCR}. The two mechanisms bound the Maximum Burst Size, *MBS*, that can be sent at the PCR:

$$MBS = \left\lfloor 1 + \frac{\tau_{SCR}}{T_{SCR} - T_{PCR}} \right\rfloor. \qquad \text{(EQ 1)}$$

We assume that a connection is shaped to its *PCR* to eliminate jitter at the *PCR* level. Thus an SBR connection is characterized by three parameters: the Peak Cell Rate (*PCR*), the Sustainable Cell Rate (*SCR*) and the Maximum Burst Size (*MBS*) at the *PCR*. We further assume that a connection will behave so as to use network resources to the fullest to the limits allowed by the mechanisms. Thus the source is **deterministic** On/Off and

when the source is in the active state, it will emit a burst of maximum size *MBS* at its peak rate *PCR* followed by an Off period just long enough for the mean rate to be equal to the *SCR*. The proportion of time a source spends in the On state is given by the activity factor α:

$$\alpha = \frac{SCR}{PCR}. \quad \text{(EQ 2)}$$

The above conditions also define the duration of On and Off periods, respectively:

$$T_{on} = MBS \cdot C/PCR. \quad \text{(EQ 3)}$$

$$T_{off} = (1-\alpha)\, MBS \cdot (C/SCR). \quad \text{(EQ 4)}$$

The resulting traffic pattern, shown in Figure 10, is emitted in a periodic fashion for the duration of a connection, with period $T = T_{on} + T_{off}$.

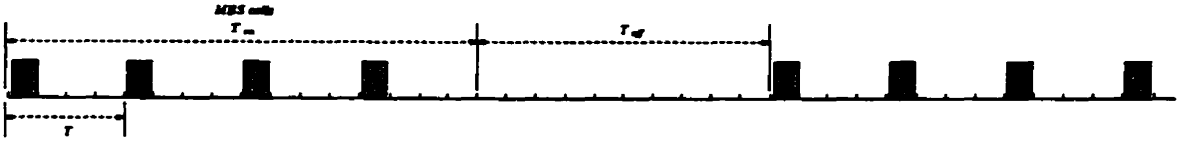


FIGURE 10. Traffic pattern for a VBR connection.

We focus in this paper on resource allocation and admission control for ATM nodes where connections of different classes characterized as described above, are multiplexed in a shared buffer figuring an output port of a FIFO switch. The superposed connections share the port resources, namely transmission bandwidth of capacity *C* Mbps and buffer space of size *B* cells. Connections of class *i* are characterized by the same parameters (PCR_i, SCR_i, MBS_i) and are statistically independent; the processes of cell emissions by connections in the same class are identical except for the phase which is uniformly distributed over the period T_i. This On-Off pattern has often been quoted to be a worst case with respect to the global cell loss probability in the bufferless ATM multiplex [ELW95] [DOS94] and we refer to it as 'worst case traffic' or 'extremal traffic'. These worst case traffic patterns are discussed at length in [MIG96] and [COS96].

Two quality of service measures are taken into account in the evaluation of the reference CAC, namely, at the cell level, the global, steady-state cell loss probability in the multiplexer *CLR*, and at the call level, the blocking probabilities for each connection class CPB_i. In addition, the utilization ρ reached by an output port where resources are allocated based on the reference CAC is evaluated for a given call traffic matrix. For practical reasons, as a cell level QoS objective we have chosen the global *CLR* rather than individual connection *CLR*s. In fact, the cell loss rate seen by each connection in a heterogeneous environment differs from the overall cell loss rate. Strictly speaking, the global

CLR is only an indicator of the overall multiplex performance. However, studies in this area indicate that the difference in *CLRs* seen by different traffic classes is bounded, and that the global cell rate is a reliable indicator of the actually delivered *CLR* on condition that connection parameters are not too different [BON93][NOV91]. Delay is not treated explicitly in this work; we assume that delay commitments are, in a sense, met by design since the buffer size sets a maximum value for the transmission delay. We conjecture that in practical cases and for On/Off sources of the considered type, this maximum value is reached by an arbitrary cell with a probability in the order of the *CLR*.

The fact that a superposition of WCT patterns as described above actually maximizes the stationary *CLR* in a finite buffer has not been formally proven. However, there exists strong evidence to this effect, as discussed in [DOS94], [WOR94], and in [ELW95]. Besides standing as a candidate worst case traffic pattern for leaky-bucket regulated sources, the periodic On-Off source model is of high practical interest as some ATM applications using ATM Adaptation Layers 3/4 and 5 actually generate their cells in this exact fashion][BOY92]. Thus a CAC based on WCT would actually yield 'exact' results in such a case. In case the connections emit bursts on average much shorter than the *MBS*, this worst case traffic could be rather conservative. However, allocating resource on a more optimistic basis is risky, since performance can be very seriously degraded if a number of connections do assume such a greedy behavior [GUN93]. We believe that allocating resources based on the assumption of deterministic On-Off sources is a pragmatic and practical way to implement preventive admission control.

2.2 Problem statement

The local aspect of the call admission problem, from the resource allocation point of view, can be summarized as follows. Let I denote the number of call classes in the traffic mix, N_i be the number of active calls of type i, $N = (N_1, N_2, \ldots, N_I)$ denote the vector of on-going calls, and let $CLR(N)$ denote the global cell loss ratio for call vector N. Central to the operation of CAC is the notion of an admissible space, which is the set of call vectors that are compatible with the given QoS objectives. Let ε be the cell loss probability QoS commitment; the admissible space A_ε for a given set of resources B and C, is then

$$A_\varepsilon(B, C) = \{N = (N_1, N_2, \ldots, N_I) : CLR(N) < \varepsilon\} . \qquad \text{(EQ 5)}$$

In the homogeneous case, the admissible zone reduces to $N_i \leq N_i^{max}$, where N_i^{max} denotes the maximum number of calls that can be supported for the given cell loss commitment, in case traffic class i is multiplexed in isolation:

$$N_i^{max} = max\{N_i : CLR(N_i) < \varepsilon\} . \qquad \text{(EQ 6)}$$

We have assumed that cell delay related QoS commitments were met by design. The size and shape of A_ε are determined by the admission control procedure being enforced. The call admission operation amounts to verifying that accepting an incoming request for connection keeps N within the admissible region and, therefore, does not violate the cell level QoS constraints; if not, the call is rejected. The shape of the boundary ∂A_ε is of course particularly interesting. A quasi-linear boundary calls for the definition of an effective bandwidth metric e_i for calls of class i, such that the admission decision reduces to

$$\sum_i N_i e_i \leq C. \qquad \text{(EQ 7)}$$

The call admission problem is then analogous to the corresponding problem in circuit switched networks, the effective bandwidth being the equivalent of the number of circuits held by a call. In certain asymptotic cases, the linearity of the boundary holds exactly (infinite buffer [GIB91][ELW93]) or approximately (unbuffered case [HUI88][KEL91] [GRI90]). When the buffer is of finite size, the linearity does not hold exactly. The merits of the equivalent bandwidth approach are first, to make admission control a simple operation which can be realized in real time since call admission and the estimation of residual bandwidth only require additions and substractions; second, the effective bandwidth encapsulates all information about the QoS at the cell level, which allows the use of single resource models (loss models) at the call level.

Consider now the call level. In practice requests for connection happen randomly and the number of on-going calls of each class at time t, $N_i(t)$ is a stochastic process. In case there is only one call class, once N^{max} is determined by the cell level commitments and the CAC mechanism, we can compute the probability of rejecting a connection request CBP. If requests for connections follow a Poisson process of intensity ν and calls have a mean holding time equal to $1/\mu$, then the CBP is given by Erlang's loss formula as a function of the normalized call arrival rate $\lambda = \nu/\mu$ and the corresponding utilization is just

$$\rho = (\bar{N} \cdot SCR)/C \qquad \text{(EQ 8)}$$

where $\bar{N}$ is the average number of on-going calls. Thus the larger the admissible region, the lower the call blocking and the better the utilization for the same offered load. The case of multiple call classes is more complicated. In fact it is not known exactly how to compute the CBP_i unless an equivalent bandwidth is defined for each call class, in which case the solution has a product form. Once the admissible zone A_ε is determined via the vector of equivalent bandwidths $\{e_i\}$, we can compute the probability CBP_i of rejecting a call of class i as described in [EM73] and [COS96]. There exists a more efficient recursive solution based on a bandwidth discretization operation, (in other words the e_i's must be expressed in a basic bandwidth unit) [KAU81] [ROB81].

It is easy to figure out that the size of the admissible region at the cell level will have an important impact on the call level quality of service and on the utilization level. One important remark to make is that for the buffered node model and heterogeneous leaky-bucket regulated sources, the actual admissible region based on the overall *CLR* has never been investigated in an 'exact' manner. One can rightfully ask how far some resource allocation procedure is from the maximum utilization reachable with the preventive approach, and how much could be gained by using a more efficient approach. The reference resource allocation method is aimed at answering these questions by allocating resources as efficiently as possible for a given set of resources. Before describing the reference method in more details, we go over previous work and other resource allocation methods in the preventive control framework.

2.3 Related work

The problem of admission control in a preventive congestion control framework has been investigated most often under specific assumptions on the statistical nature of traffic sources (see for instance, [KEL91][GIB91][ELW93]). As far as the statistical multiplexing of leaky-bucket worst case traffic is concerned, there exists a large body of knowledge based on the single resource loss model (i.e., the bufferless model) which has been applied to the analysis of the bufferless node. In this case, the Chernoff bound can be used to define the notion of an 'effective-bandwidth' which when valid, simplifies the admission control problem to a large extent. In the unbuffered system, the admissible region A_ε is known to be very close to linear and slightly concave ([HUI88]). The admissible region can then be closely approximated by a simplex and the boundary, by a hyperplane. The use of the Chernoff estimate of the saturation probability $P\{\Lambda_t > C\}$ where Λ_t is the instantaneous arrival rate, allows the definition of a conservative linear boundary to the admissible zone and the equivalent bandwidth e_i for each call type can be computed analytically. Kelly [KEL91] suggests picking a point N' on ∂A_ε and obtaining the tangent hyperplane touching ∂A_ε at N'. For a suitably chosen N', the resulting N'^{max}_i (the extremal points of the linear approximate admissible region) are not far from the values obtained in a homogeneous context.

The analysis of the buffered system with a superposition of leaky-bucket regulated traffic, however, is more difficult and fewer results exist, particularly for heterogeneous sources. In general the analysis of such systems is quite laborious and the CLR is estimated by approximate performance indicators [KVO92][ROB93]. A survey of analytical models for superpositions of deterministic traffic sources and related performance indicators can be found in [MIG96]. Resource allocation based on WCT is also investigated in [GRA96] under asymptotic conditions, for QoS constraints at the frame level rather than at the cell level. A very interesting contribution to the problem of resource allocation for leaky-bucket worst case traffic, is that of Elwalid et al [ELW95]. Their method is based on the the definition of a 'lossless effective bandwidth' and a clever technique reducing the multiple resource problem to an equivalent single resource problem. This

technique allows the use of a performance indicator related to the proportion of time spent in a state for which lossless operation is not guaranteed, which can be computed similarly to the time congestion in bufferless systems. The resulting allocation method is based on a series of conservative assumptions.

A summary of their method should start with the definition of a so-called lossless effective bandwidth, which we proceed to review. A simple way of ensuring that a small cell loss commitment ε is met, is to tolerate zero loss at the fluid or burst level. In the case of a bufferless system, this 'no loss' approach amounts to peak cell rate allocation ($N_i^{max} = \lfloor C/PCR_i \rfloor$ or equivalently, $e_{oi} = PCR_i$). For a buffered node, a no loss allocation can be made more efficient than simple peak rate allocation. Assume for now there is a single traffic class. A 'no loss equivalent bandwidth' e_o, corresponding to the maximum number of sources which can be served without loss, can be defined; this no loss allocation corresponds to assuming that all sources start an On period simultaneously and to take into account the maximum value which can be reached by the queue length. In the homogeneous case, if $SCR \geq (MBS\,(1-\alpha)\,/\,(B/C))$, then B is larger than the maximum value assumed by the queue and the SCR can be allocated (e_o=SCR). Adding more buffer space then does not change e_o and in this sense the sources are 'bandwidth limited', as termed in [ELW95]. Otherwise, that is for $SCR < (MBS\,(1-\alpha)\,/\,(B/C))$, the maximum number of sources for lossless multiplexing is attained when both resources, buffer and bandwidth, are both tightly allocated, yielding

$$e_o = \frac{C \cdot MBS}{B + C \cdot MBS/PCR}. \qquad \text{(EQ 9)}$$

The maximum number of admissible sources without loss, corresponding to the lossless effective bandwidth, is given by

$$N_o^{max} = min\,\{C/SCR,\, C/PCR + B/MBS\}. \qquad \text{(EQ 10)}$$

The homogeneous, loss-free effective bandwidths e_{oi} can be used in the heterogenous framework to delimit a conservative lossless admissible zone A_o. This allocation is conservative because in the heterogeneous case, different source types do not reach their maximum buffer requirement simultaneously. In [ELW95] the notion of multiplexing gain g, is defined with respect to this lossless effective bandwidth, as $g = e_o/e$. The multiplexing gain thus defined, quantifies the increase in efficiency due to the fact that a small cell loss probability is tolerated, with respect to a lossless allocation.

Even if the loss commitment is very small, in most cases resources can be allocated more efficiently than in the lossless framework, if the admissible region A_ε can be determined more closely. This is precisely where the difficulty lies, in particular for a buffered system serving heterogeneous traffic. Elwalid et al. reduce the multiple resource problem to a single resource problem by a clever approximation, which amounts to distinguishing

two regimes of operation for the buffered system; one for which no losses can occur because buffer overflow cannot happen, and one for which cell losses may occur. Consider the demand for bandwidth of source j of traffic class i, at time t, $u_{ij}(t)$. The lossless equivalent bandwidth e_{oi} defines a bandwidth requirement for no loss operation, and also a duration, relative to the source period, for this bandwidth requirement, given by $\alpha_i^{ELW} = SCR_i / e_{oi}$ (the time, relative to the period, needed to finish serving at rate e_{oi} the work emitted by source j over one period). Thus, since the original source is periodic On/Off, $u_{ij}(t)$ is also periodic On/Off and assumes the value e_{oi} or 0, depending on whether work generated by source j requires service or not. By definition of the lossless effective bandwidth, if all sources can be served at their lossless equivalent bandwidth for their required duration, then no loss will occur. In other words, if we let

$$U_t = \sum_{i,j} u_{ij}(t) \qquad \text{(EQ 11)}$$

denote the total aggregate bandwidth requirement for lossless operation at time t, then if $U_t < C$ no loss occurs, because, by definition of the lossless effective bandwidth, the buffer is large enough to hold the work generated by any call vector compatible with condition $U_t < C$. If, however, the aggregate demand for bandwidth for lossless operation exceeds service capacity, then buffer overflow may happen. Thus, by limiting to a small value the probability (i.e., the proportion of time) that the aggregate bandwidth requirement for lossless operation exceeds C,

$$P\{U_t > C\} < \varepsilon \qquad \text{(EQ 12)}$$

we bound the probability of buffer overflow since the latter event is contained in the former. This operation defines an equivalent, virtual bufferless system, serving On/Off sources with parameters e_{oi} and $\alpha_i^{ELW} = SCR_i / e_{oi}$, which can be analyzed using the results pertaining to the single resource loss model. This is the core approximation of [ELW95]. The Chernoff bound and the tangent plane approach from [KEL91] are then applied in order to obtain effective bandwidths e_i, which can be computed analytically. Based on this approach, [ELW95] find linear admissible regions, except when the source types in the mix are of the 'statistically multiplexable' and 'non-statistically multiplexable' types.

Note that when the tangent plane approach is used, the e_i's are dependent on the parameters of all source types in the mix. In practice, the dimensionality of the state space for calls could be huge, since a different parameter creates a different source class. In general, an additional feature of the equivalent bandwidth which would make the admission problem simpler is to be "decoupled" in the sense that the e_i could be computed independently of other sources in the mix.The homogeneous effective bandwidths, $e_i = C / N_i^{max}$, define the extremal points of the admissible zone A_ε. The boundary of the linear region delimited by $e_i = C / N_i^{max}$ is defined by

$$\partial A_\varepsilon^L = \{ N: \sum_i N_i e_i = C \} . \qquad \text{(EQ 13)}$$

In the bufferless system, the region A_ε^L is found to constitute a superset of A_ε due to the concavity of ∂A_ε and therefore this approach is not conservative.

2.4 Description of the reference resource allocation method

In this section, we describe the reference resource allocation method for buffered ATM nodes serving heterogeneous leaky-bucket regulated traffic. We propose to base resource allocation on a natural, decoupled definition of the equivalent bandwidth of greedy regulated sources, which is intended to quantify as accurately as possible, the amount of resources to be allocated to SBR connections for a given cell loss probability target. More precisely, the effective bandwidth e_i for traffic class i is obtained by dividing the link bandwidth C, over a close, but conservative approximation of the maximum number of admissible sources for a given cell loss constraint in a homogeneous framework, N_i^{max}. The computation of this approximation is based on the use of a fluid model intended to compute the effective bandwidths $e_i = C/N_i^{max}$ as accurately as possible, while remaining analytically tractable and conservative. Previous results concerning the buffered system were all based on approximate approaches; none actually considered the 'real' admissible region based on the actual global stationary *CLR*. This has motivated us to investigate the problem based on exact results for the *CLR* obtained through simulation. In particular, the quasi-linearity of the boundary ∂A_ε of the actual admissible region had to be examined.

In general, the near linearity of the admissible region calls for the definition of an effective bandwidth for each traffic class, if an approximate conservative and suitably linearized admissible zone can be determined. In other words, we want to find ∂A_ε^L closely approximating ∂A_ε and included in A_ε. In general since the boundary can be expected to be concave, to define an equivalent bandwidth the 'tangent plane' approach (described in Section 2.2) could be used but for this we need an analytical model for computing the equivalent bandwidths as a function of source parameters and cell loss commitment. A possible approach is to make use of an approximate model such as the fluid model from [ROB93] in order to delimit the admissible zone A_ε in the heterogeneous framework. In theory, this model can be extended to the heterogeneous case and when the number of source classes is small, this should present no difficulty. However a realistic network scenario would probably involve a very large number of source classes which could make this approach less than practical; furthermore the calculations rely on numerical techniques which do not allow direct calculation of the equivalent bandwidths. We have adopted instead a pragmatic approach and set out to check whether the linear boundary defined by the homogeneous equivalent bandwidth $e_i = C/N_i^{max}$:

$$\partial A_\varepsilon^L = \{N: \sum_i N_i e_i = C\} \quad \text{(EQ 14)}$$

where N_i^{max} is computed using a tight but conservative approximation, could be used as a conservative linear approximation to the actual boundary ∂A_ε. Our preliminary results demonstrate that this particularly appealing approach is indeed applicable.

An important objective of the present work was thus to explore the actual acceptance region and in particular its boundary ∂A_ε (based on the global QoS objective $CLR<\varepsilon$). As there exists no exact model to evaluate the cell loss probability for worst case leaky-bucket sources in buffered nodes, the exploration of the actual admissible zone A_ε can only be done by simulation. The approach has some limitations since very small loss probability cannot be handled by simulation at a reasonable cost; consequently, simulation results are obtained for $\varepsilon = 10^{-5}$. Even at this relatively large value for ε, the determination of the boundary ∂A_ε is quite time consuming due to the large number of simulations required to find boundary points. The simulation results show that resource allocation based on the reference method and on the homogeneous effective bandwidth $e_i = C/N_i^{max}$, where N_i^{max} is computed with the fluid model described in [ROB93], is feasible. We found out that in practically all investigated cases, the boundary ∂A_ε was indeed very nearly linear. We also found out that the use of an effective bandwidth computed in the homogeneous framework using the method introduced int [ROB93] gives very good results, in other words, ∂A_ε^L is a close but conservative approximation of ∂A_ε.

The analytical model is based on a fluid model, on the Benes approach [BEN63] and on a saddle point approximation; it is known to give accurate results when the lengths of the successive On and Off periods are exponentially distributed [BEN94]. A summary of this method can be found in [COS96]. In fact it is not directly *CLR* that is estimated in this approach, but the distribution of the probability of exceeding a level x in the buffer, assumed to be infinite. Denote this overflow probability by $q(x) = P\{l > x\}$ where l is the virtual waiting time in the queue ($q(x)$ for integer values of x is identical to the queue length complementary distribution). The *CLR* in a buffer of size B is usually estimated by the probability of exceeding the threshold B, $q(B)$ in the corresponding infinite system. This heuristic approach is quite common in the literature (for instance, see [COS92]). The method applied in [ROB93] gives an upper bound $Q(x) \geq q(x)$ to the actual value of the overflow probability. What is unknown however, is the exact relationship of this bound to the actual *CLR*. We have validated this approach by comparison with simulation results with the *CLR*, and have empirical evidence that under many circumstances the probability $Q(B)$ is indeed a bound on the *CLR*; this turns out to be a convenient heuristic.

The next section is devoted to investigating the cell level aspects of resource allocation with the reference method. We start by considering resource allocation in a homogeneous framework, based on the reference effective bandwidth, $e_i = C/N_i^{max}$, in order to quantify the utilization which can be reached with this method, and to investigate the

impact of the traffic parameters *PCR*, *SCR* and *MBS* on our definition of the effective bandwidth of SBR connections.

3.0 Cell level QoS for a reference CAC

3.1 Homogeneous framework

In the first part of this numerical study, the buffer size B and capacity C are considered as fixed quantities and we look at resource allocation from two complementary viewpoints: first the maximum achievable utilization $\rho_{max} = (N^{max} \cdot SCR)/C$ (also called admissible load in the following) which can be reached for a given *CLR* commitment is considered, and second, the effective bandwidth C/N^{max}, obtained analytically with the fluid model from [ROB93] is investigated. We consider a *CLR* objective ε in the order of 10^{-9} or 10^{-10}. Note that in the fluid approximation, the buffer size is expressed in units of bursts i.e. the size is relative to *MBS*. This is possible because for this type of On-Off sources, the buffer size B_ε needed to guarantee a certain loss probability ε, is in fact approximately linearly dependent on the burst size. In the second part, the source parameters are fixed, B and C are considered as variable and we look at the behaviour of the effective bandwidth as a function of each of these parameters. The last point is a comparison with the effective bandwidth computed with the method of [ELW95].

3.1.1 Impact of traffic parameters on maximum admissible load and effective bandwidth

Figure 11 illustrates the impact of the *PCR* on ρ_{max} for a *CLR* objective of 10^{-10} for three relative burst sizes. ρ_{max} is plotted as a function of the ratio of multiplex capacity to peak cell rate *C/PCR*, for fixed *SCR* and *MBS*. Thus the amount of data in a burst and the total period T are kept constant, but the speed at which it is sent on the link is varied. The parameters are expressed in relative terms for more generality; the values shown are illustrative of a multiplexer with a buffer of 1100 cells, say, with *MBS* equal to 200, 110, and 55 cells, respectively, and a link rate of 34 Mbps, for a source mean rate *SCR* of 0.68 Mbps.

The *PCR* has a definite impact on the admissible load, depending on the relative buffer size. We can see that for relative bursts sizes of 5.5 and 10, high loads can only be reached for relatively small peak rates; the effect of the *PCR* is weaker for small values of *MBS*, for *B/MBS* > 20 say. As the peak rate becomes closer to the link rate or larger, the admissible load reaches a minimum value which is practically obtained from *C/PCR=1*. The minimum value is reached in the case of instantaneous burst arrivals (the ratio *C/PCR* and the activity factor α both tend to 0), which corresponds to the *N*D/D/1* model on the burst level ([RAM91][SIM95]).

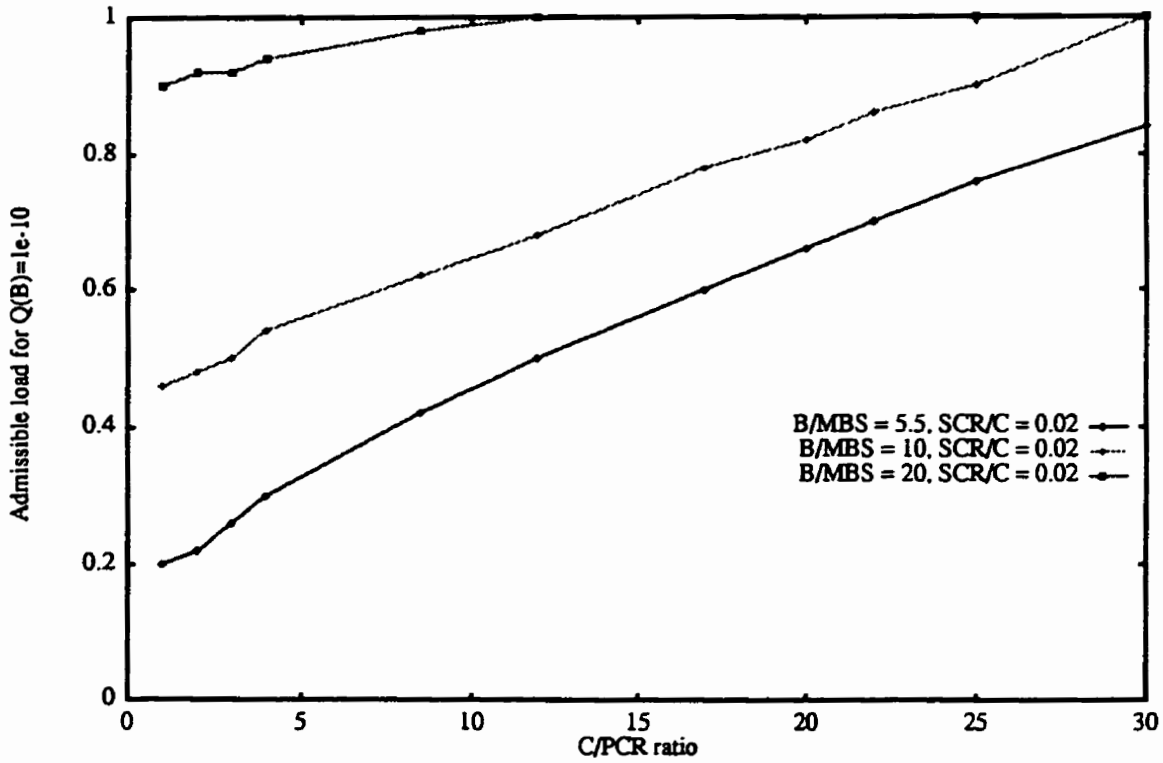


FIGURE 11. Impact of C/PCR ratio on the maximum admissible load for three relative burst sizes

A plot of ρ_{max} as a function of *MBS/B* ratio is shown in Figure 12 for four different relative peak rates and α=0.05. Note the tremendous impact of *MBS* for *C/PCR*=4; ρ_{max} goes from 1 to 0.05 as *MBS* goes from a small fraction of the buffer to a size comparable to *B*. A minimum load which depends on the peak rate is attained for values of *MBS/B* of approximately 0.2 and over. Note that for relatively large buffers (larger than 10 bursts say), the achievable load can be high and can even reach 1. The activity ratio α is kept constant in the figure, therefore the decrease in achievable load as the *PCR* increases is not attributable to an increase in burstiness.

Figure 13 illustrates the influence of the *SCR* on ρ_{max} for four values of *MBS*. Here the *PCR* is fixed at a relative value of *C/PCR* equal to 8.5, so as α varies it is in fact the *SCR* which changes. As the activity ratio decreases, the maximum utilization attains a minimum but the number of multiplexed sources N^{max} increases; this minimum ρ_{max} is reached for the limiting case when $\alpha \rightarrow 0$ and an infinite number of sources, which corresponds to bursts arriving as a Poisson process. Note the impact of *MBS* on ρ_{max}, in particular for bursty sources; in other words, a combination of high peak rates, long bursts and small activity ratio implies a potentially low utilization. Recall however that for small α, the statistical multiplexing gain can be high even if ρ_{max} is low. One interesting remark is that even for this relatively high peak rate, high loads can be reached for small bursts or high activity ratios.

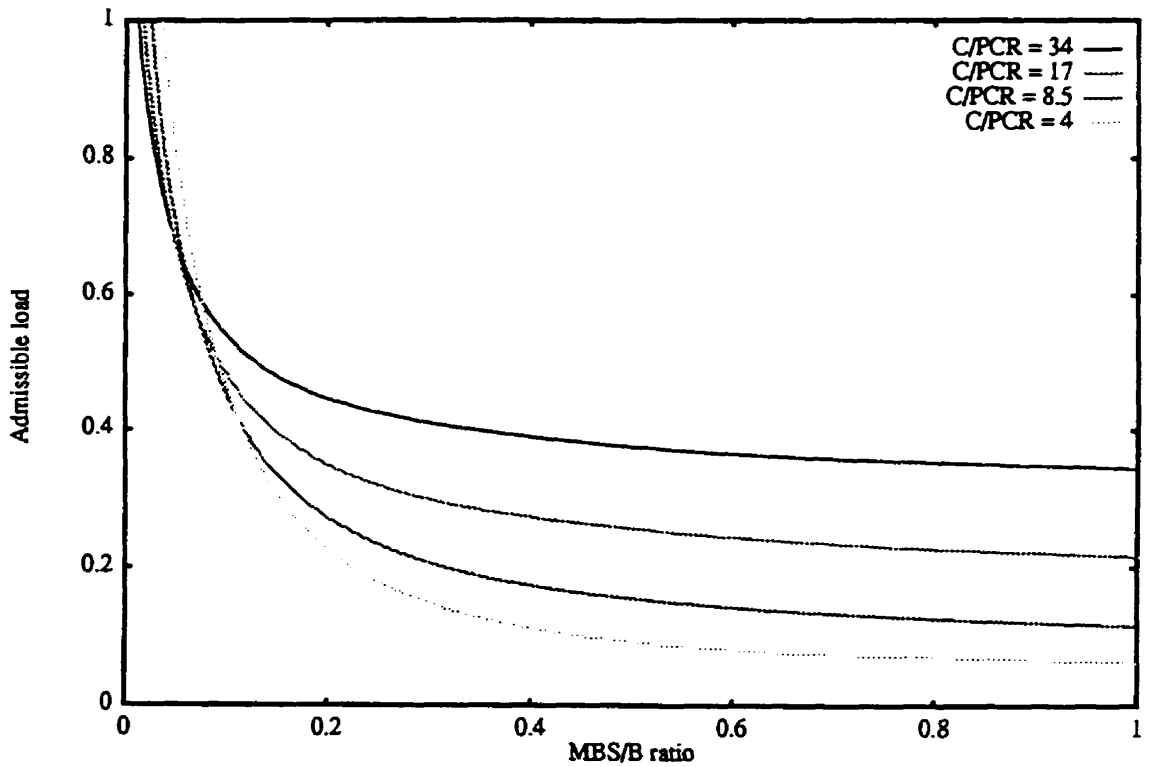


FIGURE 12. Impact of MBS on the maximum admissible load for ε=1e-10, for various value of C/PCR ratio, α=0.05

In Figure 14, the same data is plotted, this time from the effective bandwidth point of view. We have plotted $e=C/N^{max}$ as a function of α (in fact C and e are normalized with respect to the *PCR*). The figures demonstrates the sensitivity of the effective bandwidth e to the value of the *SCR*. Note that all four curves are superimposed for $\alpha \geq 0.6071$. This corresponds to the case when the source is 'bandwidth limited' in the sense that the load constraint is tight ($\rho=1$) and the *SCR* can be allocated. Clearly, once this zone is reached, *MBS* has no influence. Outside the bandwidth limited region, a relatively large *MBS* contributes to augment the effective bandwidth for the same *SCR* value. For $B/MBS > 30$, say, *MBS* does not have much impact on the effective bandwidth (the two curves for *MBS*=32 and *MBS*=16 are superimposed) and the effective bandwidth reaches the 'bandwidth limited' region for a smaller value of *SCR* (for *MBS*=200, this region is reached for α=0.6071; for *MBS*=64 and MBS=32, the limit is found to be α=0.2 and α=0.07, respectively). We show e_0 for *MBS*=200; here we can see that the multiplexing gain e_0/e increases with *SCR* and is small for $\alpha \geq 0.3$, however, for the example under consideration, the only region for which there is strictly no gain with respect to the lossless framework is the bandwidth limited region.

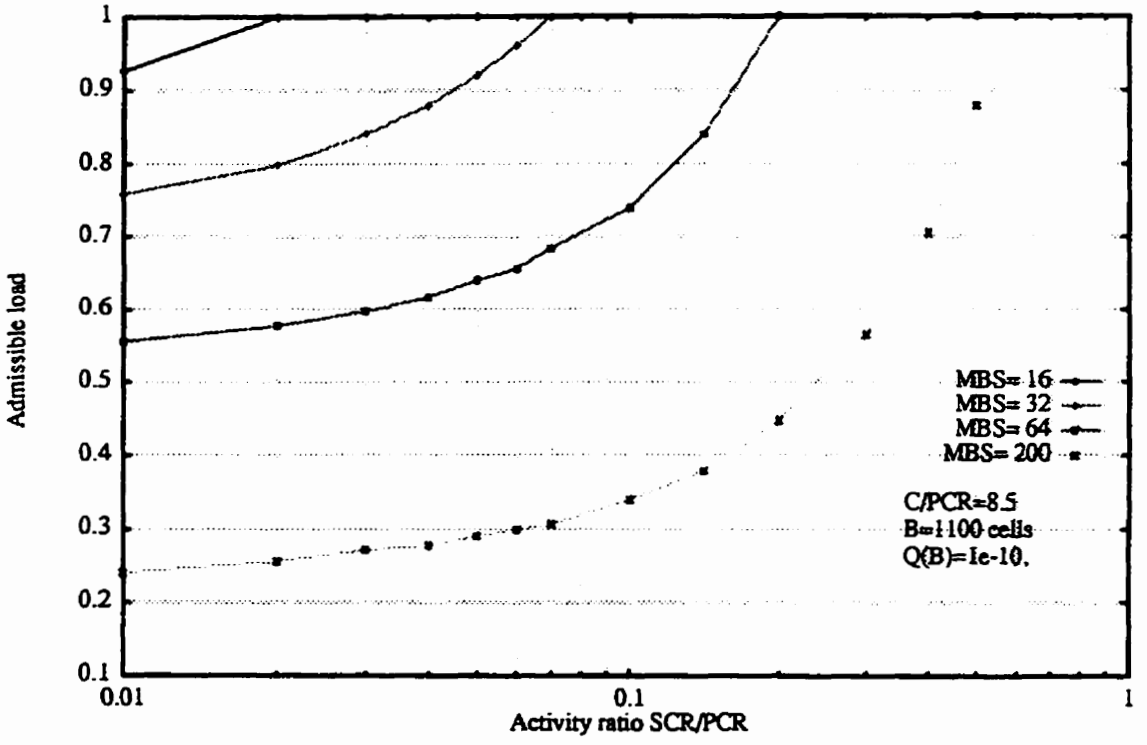


FIGURE 13. Impact of activity ratio on maximum admissible load, for C/PCR=8.5 and four burst lengths

3.1.2 Effective Bandwidth of a source as a function of system resources

Now we look at things from a different perspective and consider that source traffic parameters are fixed, and that node characteristics B and C are variable. This aspect is important from a node and network design perspective.

In Figure 15 the effect of varying the link rate C while all other parameters are held constant is examined. The three lines correspond to different values of the relative buffer size. The effective bandwidth obtained with the bufferless model is shown for comparison. Note the non-monotonic behaviour of e at small capacities. First the effective bandwidth increases with C, despite the increase in the number of admissible sources N^{max}. Also note that when the buffer constraint is tight, adding more capacity does not immediately increase the number of admissible sources. The case B/MBS=20 is also of interest. At small capacities, the equivalent bandwidth is equal to the SCR, because the connection is bandwidth limited; as an increase in C yields a larger number of connections, e then rises until C/PCR=20 approximately, and from then on, e starts decreasing.

The impact of B is important at small capacity but negligible at large capacity. In fact for large C, for any buffer size, e is not far from the effective bandwidth obtained with the bufferless model. This can be explained by noting that for large C, the multiplexing gain

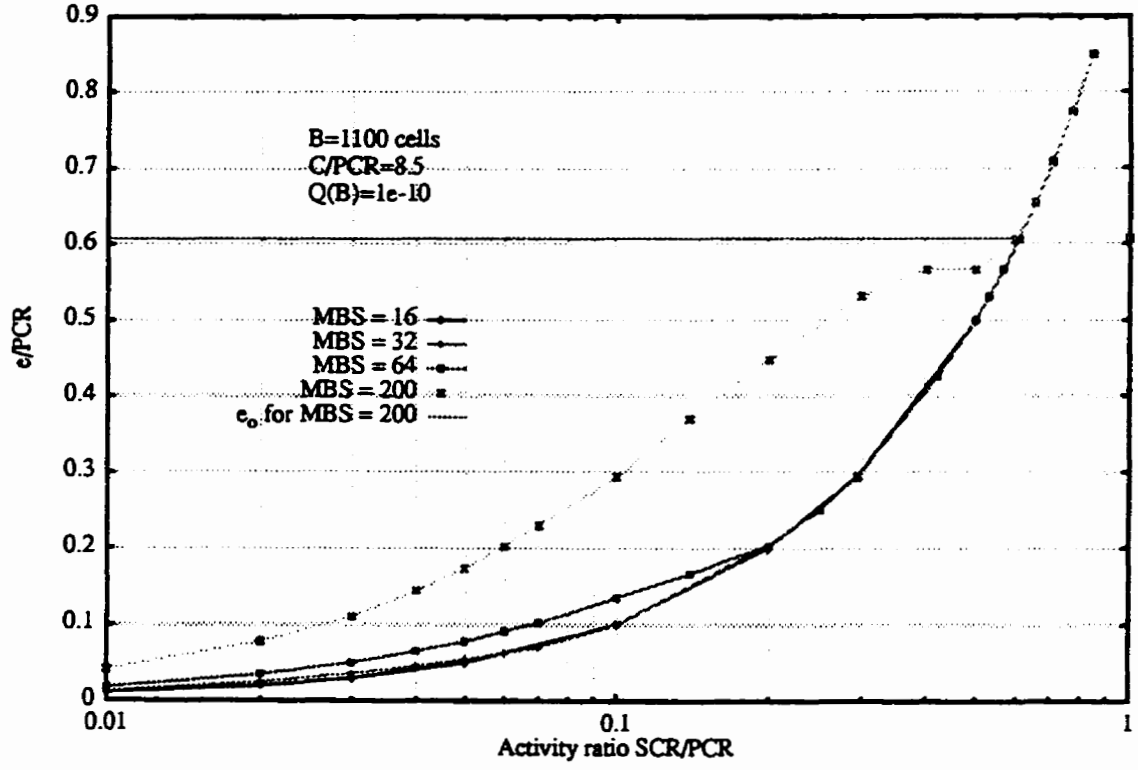


FIGURE 14. Effective bandwidth as a function of activity ratio for different burst lengths

is essentially due to the large number of sources served simultaneously, and the effect of B or MBS on the multiplexing gain becomes negligible. From a design point of view, it is interesting to note that for sufficiently large C, the effective bandwidth can practically be estimated with a simple bufferless model.

In the next figure, (Figure 16), the capacity is fixed and the buffer size is varied. The effective bandwidth for B=0 corresponds to that obtained from statistical multiplexing in the bufferless framework. The multiplexing gain increases with B and the effective bandwidth gets closer to its limiting value SCR. Once e has reached this value the source becomes 'bandwidth limited' and an increase in B does not allow for more multiplexing gain. Note that although e is shown as a smooth function, B must be changed by a sufficiently large increment for N^{max} to increase, otherwise e remains constant.

3.1.3 Comparison with Elwalid's effective bandwidth

Figure 17 and Figure 18 illustrate the comparison between the effective bandwidth computed in the framework of [ELW95] and the results from the reference allocation. This comparison allows an assessment of the conservativeness of the resource allocation method from [ELW95] with respect to the reference. To conduct this comparison, the effective bandwidth e is plotted as a function of C, for a constant B/C ratio, fixed at 1000

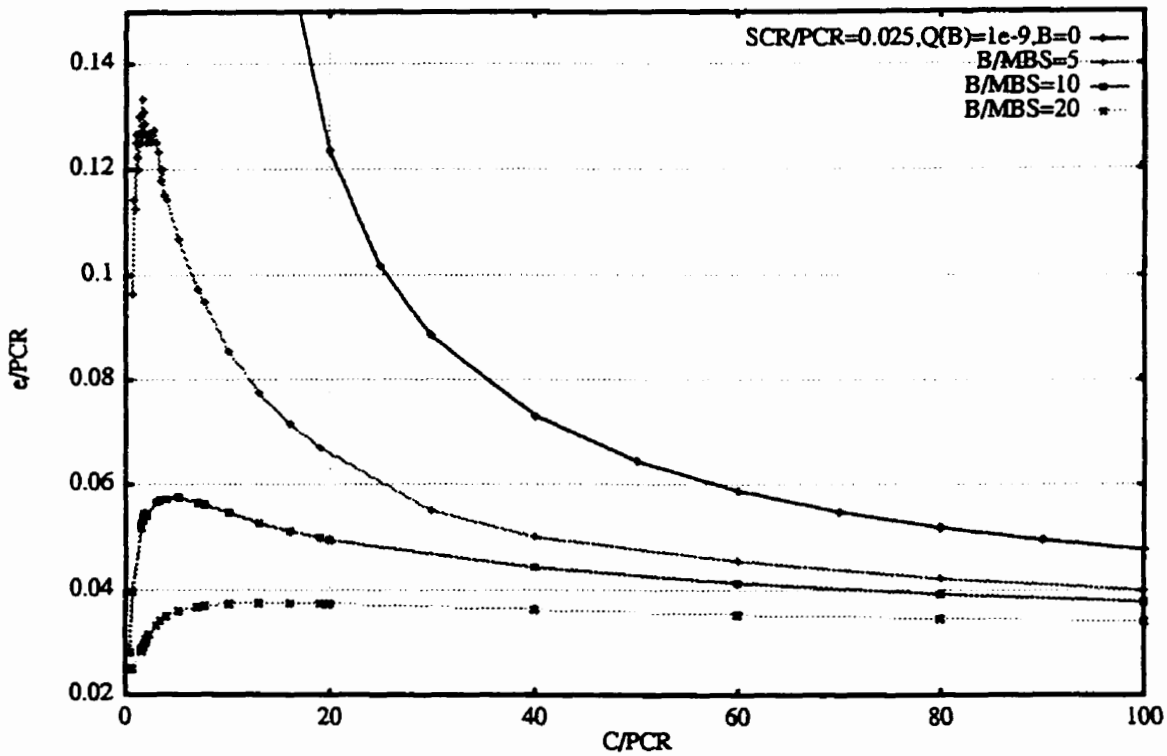


FIGURE 15. Effective bandwidth as a function of capacity for different values of the buffer size

cells for 45 Mbps. This B/C ratio is shown in [ELW95] to play an important role. The lossless equivalent bandwidth e_0 is dependent on the ratio B/C; given this ratio and the source parameters, the existence of a critical capacity C_c below which no statistical multiplexing gain exists is shown in [ELW95].

First note that the behaviour of the effective bandwidth in the reference case is qualitatively similar to that of [ELW95]. However, the reference effective bandwidth for the source described in Figure 17 is found to be remarkably lower than that defined by [ELW95]. In Figure 18 the difference between the two effective bandwidths is not as marked. This is probably due to the burst size which is smaller for the source in Figure 17; the method of [ELW95] does not take full advantage of the available buffer space, but the impact of this conservativeness is less obvious when the peak rate is relatively small and when bursts are relatively large. The critical bandwidth appears effectively in the reference case also, however in both Figure 17 and Figure 18 it appears for a lower value than that predicted by [ELW95]. For both source classes, the limiting value for e is the SCR but it is reached much sooner in the reference framework.

These results demonstrate that the method from [ELW95] does not reap the full multiplexing gain which can be reached with a given set of resources, in a worst case resource allocation framework. This points to the possibility of further statistical multiplexing

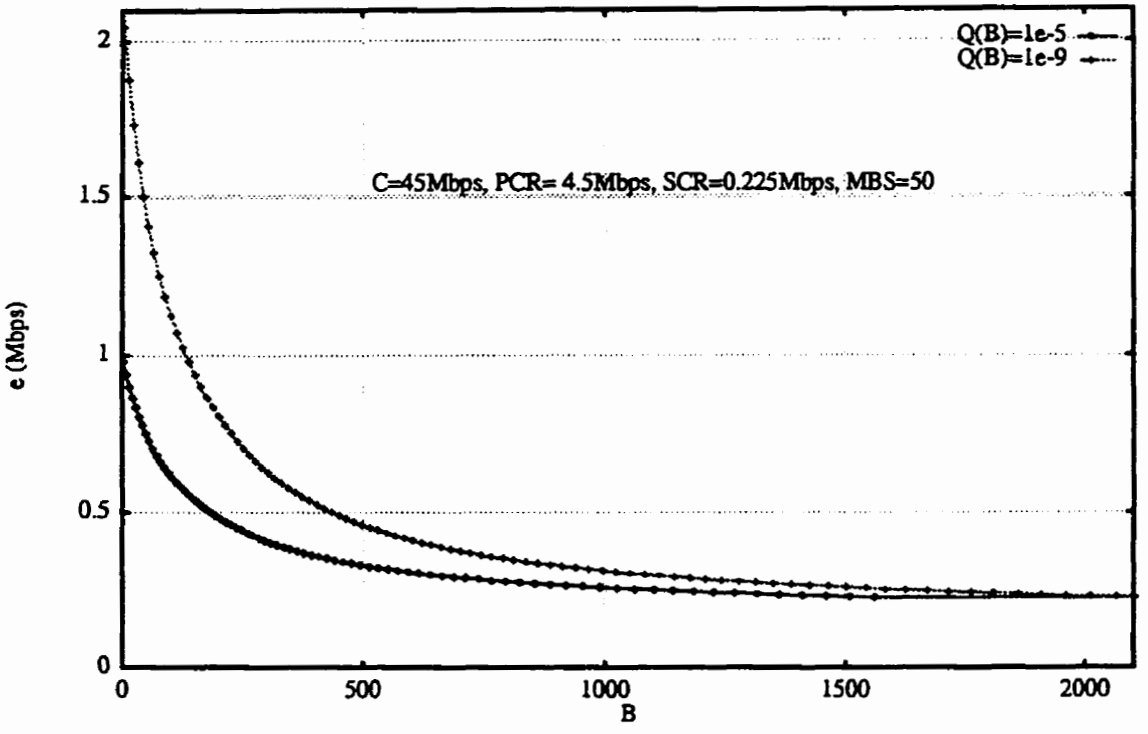


FIGURE 16. Effective bandwidth as a function of buffer size for constant capacity

gain and to the need for more efficient resource allocation methods. The impact of the conservativeness of the resource allocation method from [ELW95] will be investigated at the call level in Section 4.0. First, in the next section, we validate the reference resource allocation method in a heterogeneous framework, based on cell level simulation results.

3.2 Multiplexing of heterogeneous sources

In this section, we aim at validating the use of the homogeneous effective bandwidth, $e_i = C/N_i^{max}$, computed in the fluid approximation, for call admission control in the general, heterogeneous traffic mix case. For this purpose, the shape of the admissible region A_ε determined based on the overall *CLR* commitment is to be investigated in a heterogeneous framework. In particular, the linearity of its boundary and the conservativeness of our reference effective bandwidth approximation are under consideration. As there are no exact analytical models to estimate the cell loss in a multiplexer serving a superposition of leaky-bucket regulated worst case traffic, this study had to be done by simulation. Note that this type of cell level simulation requires the use of efficient techniques to simulate the large number of cells required in each simulation, and also because determining the boundary ∂A_ε potentially involves a large number of simulation runs. The investigations were done on the basis of a *CLR* objective in the order of 10^{-5} in order to obtain suitably small confidence intervals. Other limitations related to simula-

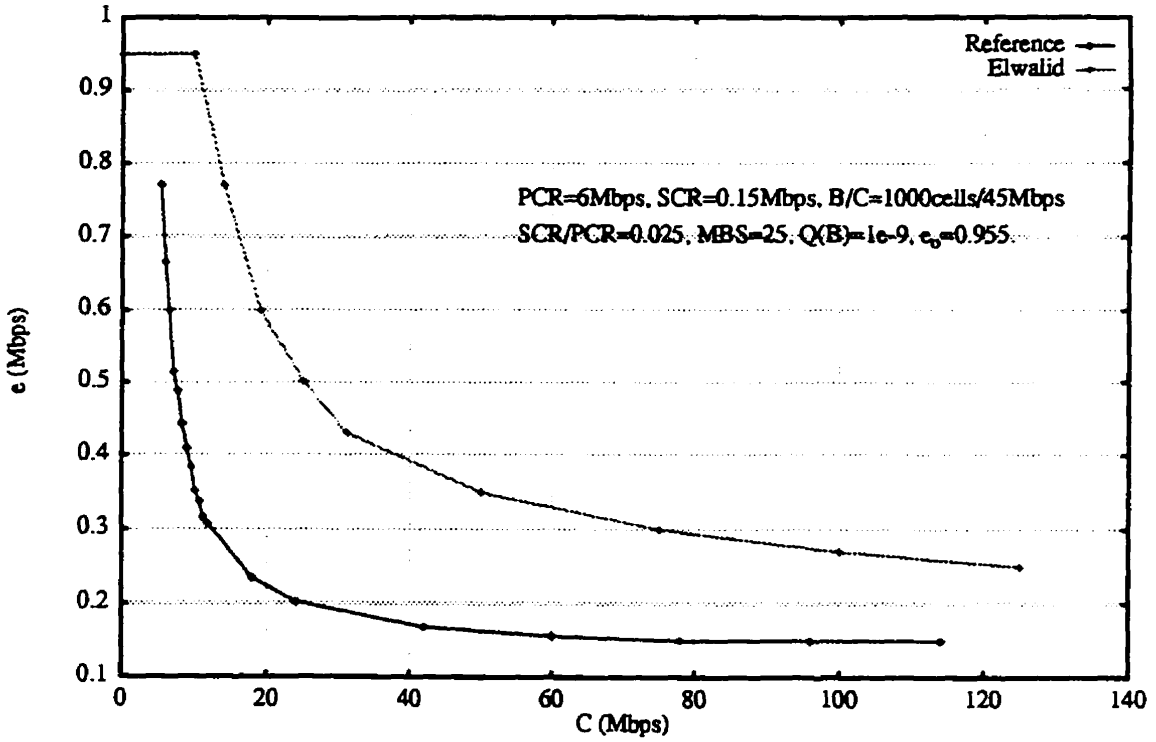


FIGURE 17. Effective bandwidth as a function of capacity, for a constant *B/C* ratio; comparisonwith Elwalid's effective bandwith

tion involve the buffer and burst lengths which are limited at rather small values for speed. Given that the *CLR* is known to be practically dependent only on the ratio *B/MBS*, this is not really a shortcoming. Some of the consequences of operating at a larger *CLR* than the usual 10^{-10} or so is to obtain lower effective bandwidths or equivalently a larger number of admissible sources (everything else remaining constant). Note that in previous studies [ELW95][GRA96] the *CLR* did not seem to have a major impact on the linearity of the boundary.

The unanimity in previous work about a quasi-linear boundary [GRI90][ELW95][GRA96] when using approximate methods, hinted at the possibility that the actual region A_ε would also be of a nearly linear type, and indeed it is exactly what we have found by investigating the admissible region for various traffic mixes. When the number of sources is sufficiently large, the admissible zone appears as slightly concave, bearing much similarity with the case of an unbuffered system. Slight deviations from linearity can be noticed when the buffer size is small; in the latter case, however, the admissible region looks rather convex, probably due to the fact that the number of sources is in practice restricted to integer values. This is interesting because for A_ε nearly linear, the reference method is both accurate and conservative.

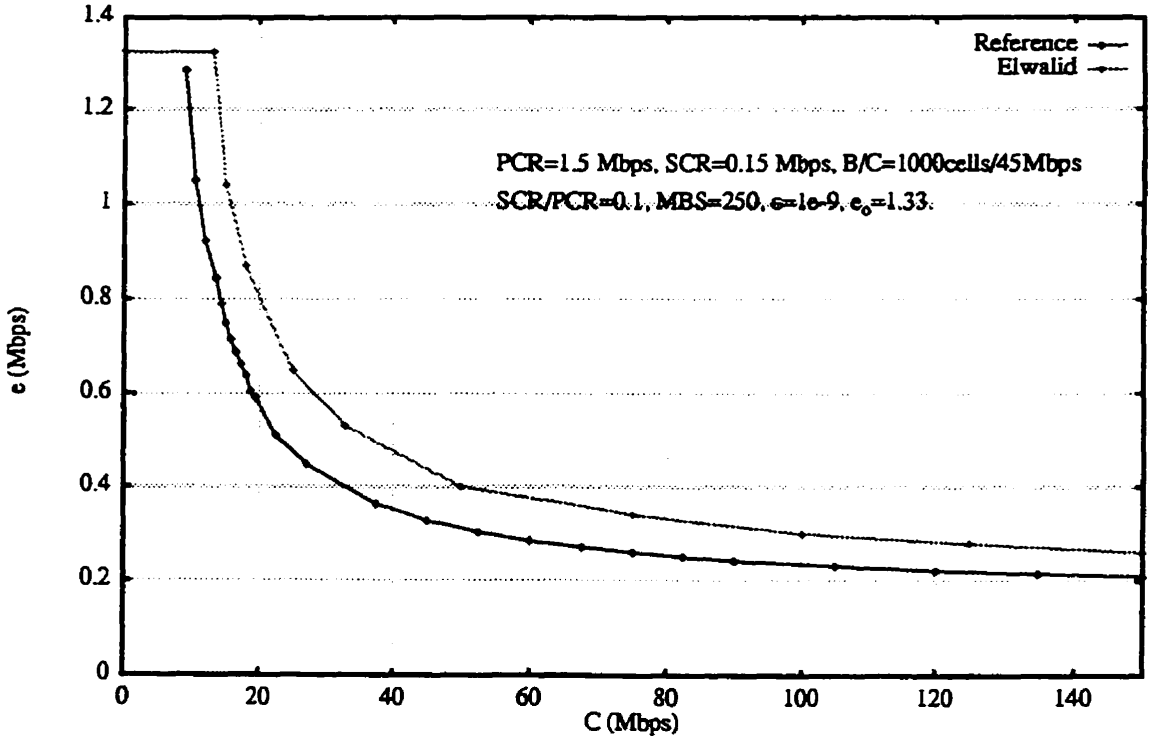


FIGURE 18. Effective bandwidth as a function of capacity, for a constant *B/C* ratio; comparisonwith Elwalid's effective bandwith

Referring once again to the paper by [ELW95], recall that they distinguish two types of traffic classes according to the statistical multiplexing gain g with respect to a lossless allocation: $g = e_o/e$ which depends on both the traffic class and system parameters (B,C). Two cases are possible: either $g>1$, which expresses that for this traffic class, there exists a statistical gain; or $g=1$ and no gain with respect to a lossless allocation is to be expected. They also demonstrate the existence of a critical bandwidth C_c, dependent on source parameters and system resources, such that when $C<C_c$, $g=1$ and no statistical gain is to be expected for the source in question. Both e_o and C_c depend on the ratio B/C. Thus for a traffic mix of two classes, three possibilities for the shape of the admissible region A_ε can be distinguished:

Case 1. $C \geq C_{c1}$ and $C \geq C_{c2}$, then there is a gain for both classes and $A_o \subseteq A_\varepsilon$;

Case 2. either $C \geq C_{c1}$ and $C < C_{c2}$, or $C \geq C_{c2}$ and $C < C_{c1}$, in which case, we have a mixed situation;

Case 3. $C < C_{c1}$ and $C < C_{c2}$, then there is no gain for any class and $A_\varepsilon = A_o$.

According to [ELW95], linear or nearly linear zones are to be expected in cases 1 and 3 but, in the second situation strong non-linear effects are reported. We have verified whether the actual admissible zone A_ε obeyed the same rules. Cases 1 and 2 are particularly interesting. Case 1 gives rise to the best multiplexing gain and this is where there is

more to gain by using a more efficient method. As for case 2, strong non-linearities would involve that the equivalent bandwidth would need to be computed in a different manner that our simple approach. Fortunately, results demonstrate that non-linear effects are not as marked as in [ELW95], and that our definition for e is applicable in all investigated cases.

3.2.1 Case 1: Good statistical multiplexing gain

In this example, a mix of three traffic classes is considered, with source parameters for each class as described in Table 4. All rates are expressed as a fraction of the multiplex

TABLE 4. Traffic mix No 1

Class No	PCR	SCR	MBS
1	0.05	0.01	100
2	0.1	0.01	50
3	0.2	0.01	30

rate, C. A representative example of the actual admissible zone for two source classes is shown in Figure 19. The boundary of the admissible zone, ∂A_ε, for $\varepsilon = 10^{-5}$ is shown for three values of the buffer size (B=100, 500, 1000 cells respectively). The admissible

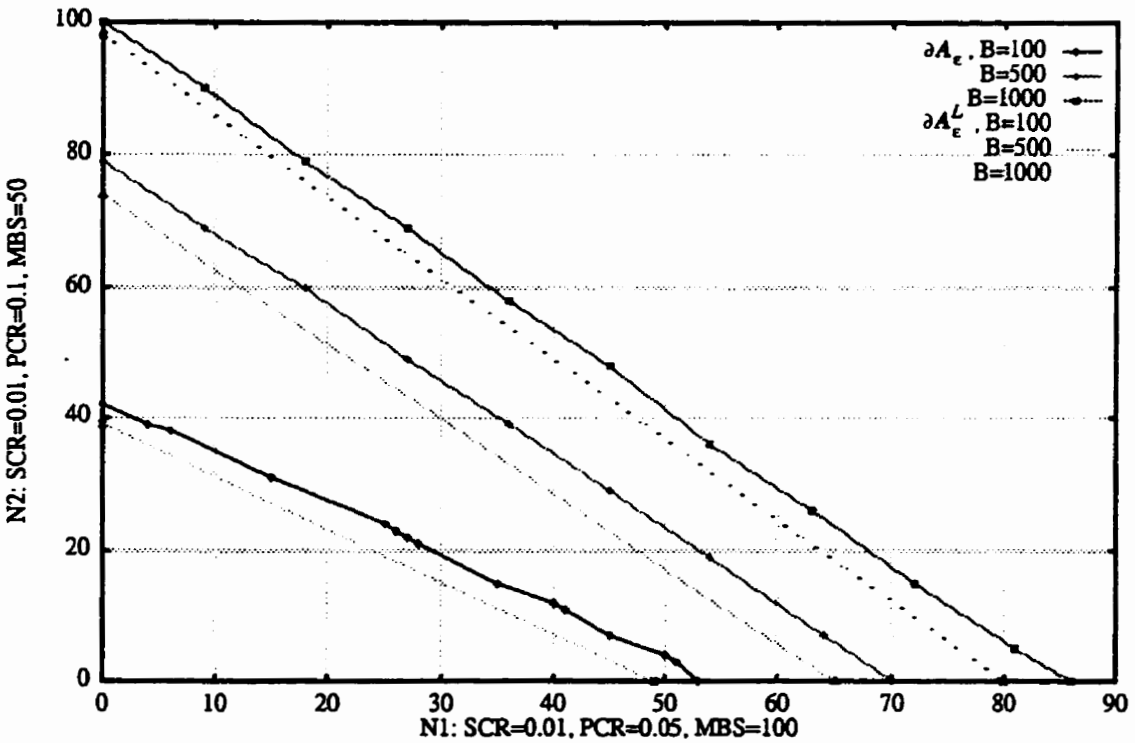


FIGURE 19. Admissible space for two source types, ε=1e-5, buffer size B=100,500,1000

zone in this case is remarkably close to linear, in particular in the case B=500 and 1000. As we have noted in the introduction, for the small buffer B=100, the admissible region appears as slightly convex. What is also remarkable in this example is the fact that the linear approximate boundary from the fluid model, ∂A_ε^L, constitutes a nice conservative bound to the actual boundary. This fact has been observed on a number of examples and is of utmost interest from a practical point of view. Figure 20 and Figure 21 show the admissible zone when mixing traffic classes two by two; note in all cases the linearity of the admissible zone and the conservativeness of the linear fluid approximation ∂A_ε^L. The

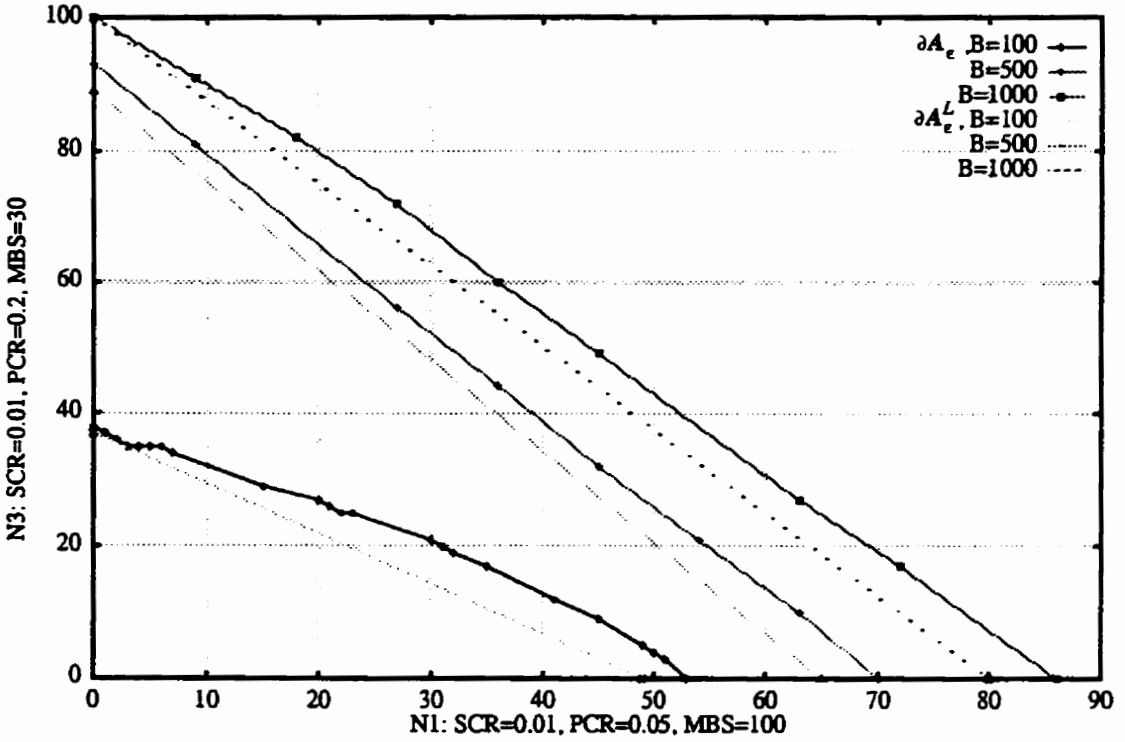


FIGURE 20. Admissible space for two source types, ε=1e-5, buffer size B=100,500,1000

admissible zone for the three class traffic mix is shown in three dimensional space, in Figure 23 for B=100 and in Figure 22 for B=500.

In this traffic mix, all three source classes had the same SCR. Figure 24 illustrates a different source mix for which all traffic classes have different parameters, as can be seen from Table 5, this time with a buffer of size 200. In this case as well, the linearity of the boundary ∂A_ε is evident, also note the conservativeness of the linear approximation ∂A_ε^L

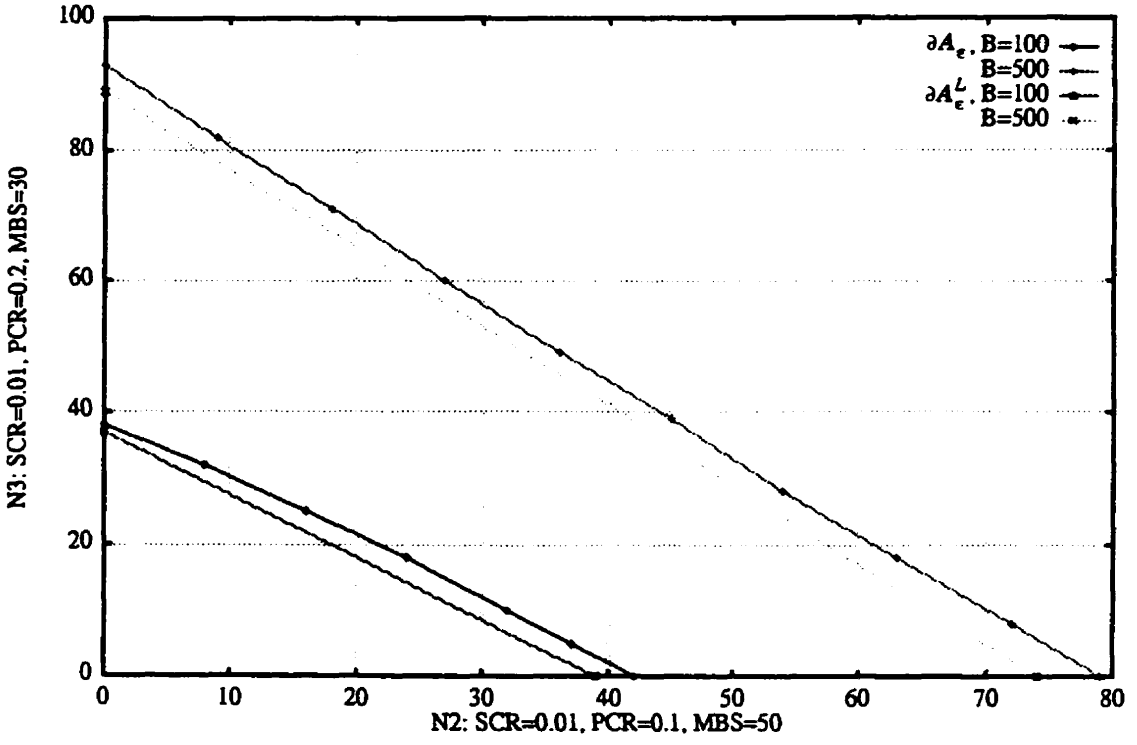


FIGURE 21. Admissible space for two source types, ε=1e-5, buffer size B=100,500

and the slight concavity which is particularly visible on the boundary in the N_1-N_2 dimension.

TABLE 5. Traffic mix No 2

Class No	PCR	SCR	MBS
1	0.2	0.02	20
2	0.1	0.005	50
3	0.05	0.01	100

Effect of increasing the buffer size on the admissible space A_ε

In the next set of figures, the effect of increasing the buffer size on ∂A_ε and ∂A_ε^L is shown, in Figure 25 for ∂A_ε which is of course investigated by simulation, and in Figure 26 for ∂A_ε^L. The traffic mix is composed of classes 1 and 2 of traffic mix No 2.

First consider the actual boundary ∂A_ε for various buffer sizes. For small buffers the curve is rather convex, and as the buffer becomes larger it is concave. This is consistent with other results we have. Note the change in the slope of the boundary for increasing B. As the buffer size increases, traffic class number 1 with the smallest burst length reaches maximum load ρ=1 in a homogeneous context, in other words it becomes 'bandwidth

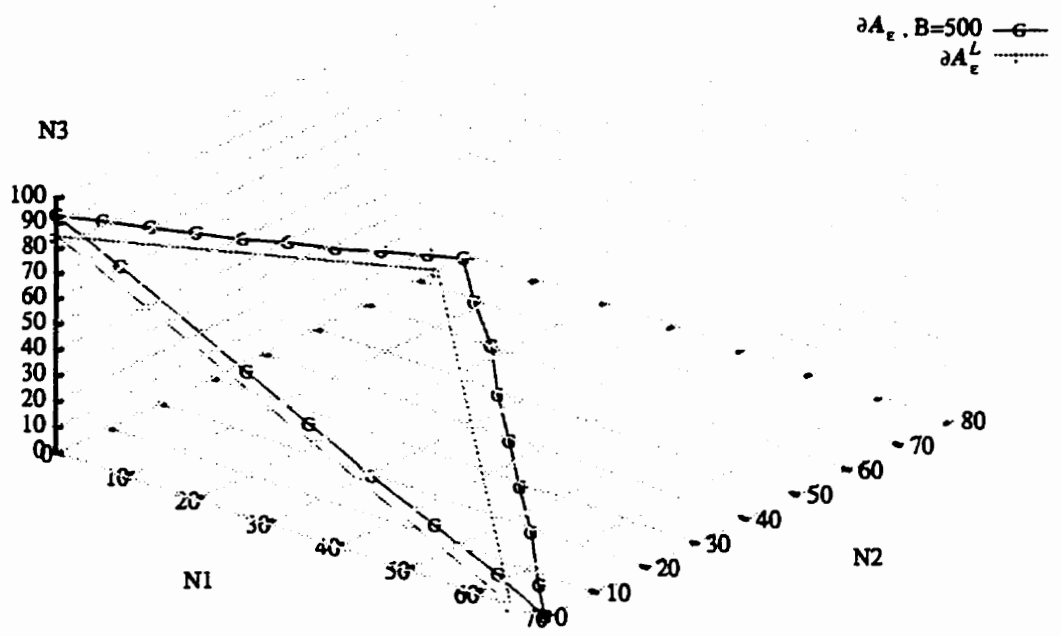


FIGURE 22. Admissible region for traffic mix No 1, B=500, ε=1e-5

limited". Once this limit is reached, the limiting point of ∂A_ε on the N_1 axis remains constant and further multiplexing gain is obtained only in the N_2 dimension. The linearized zone for the same traffic mix shown in Figure 26, and in Figure 27 we have superposed both regions for comparison. Now in the case B=300, the linearized boundary ∂A_ε^L and ∂A_ε are very close and, in fact, the linearized zone seems to include a few points that are outside A_ε. This can be explained by noting that for ρ=1 on one of the axes, the boundary of both regions are the same and there is no safety margin between ∂A_ε^L and ∂A_ε in this case. In order to make sure that a safety margin does exist, the maximum load defining the extremal point of ∂A_ε^L on any axis should be set at a value less than unity in all cases, say at 0.95 for instance. Note that for other values of B, the linearized zone is conservative.

TABLE 6. Traffic mix No 3

Class No	PCR	SCR	MBS
1	0.1	0.01	50
2	0.033	0.00166	20

Sources with very different resource requirements

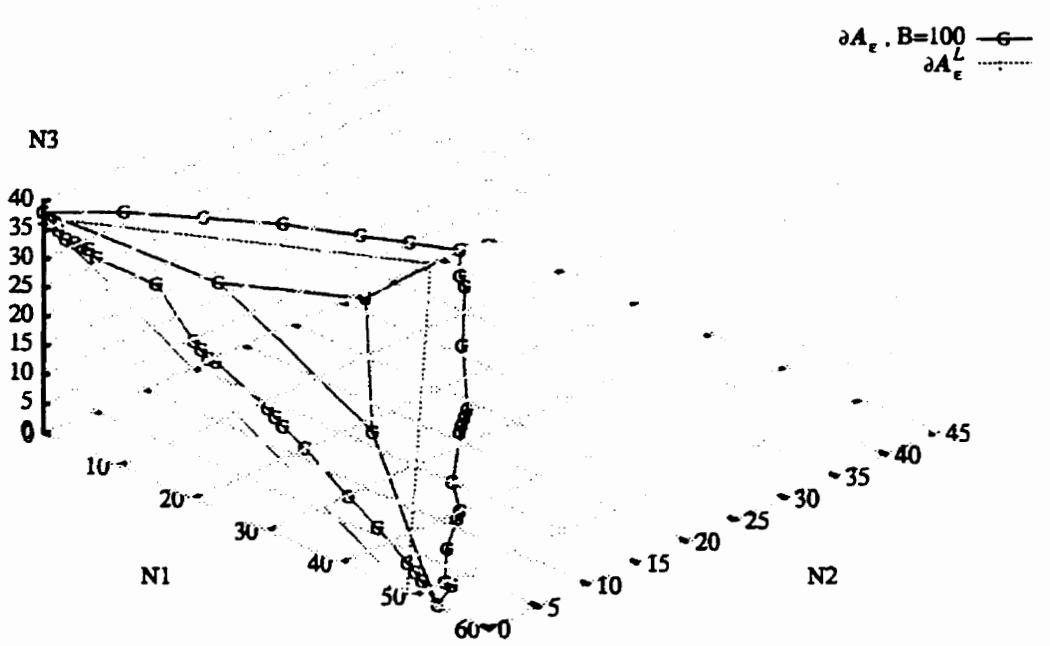


FIGURE 23. Admissible region for traffic mix No 1, B=100, ε=1e-5

In the next traffic mixes, the difference in resource requirements among traffic classes is large. Such a situation is known to give rise to concave admissible regions in certain cases [COS92], therefore this kind of mix should represent a good test for the conservativeness of our method. In traffic mix No 3, traffic class 2 is much less demanding than traffic type 1 and the number of admissible sources differ by an order of magnitude. This does not affect the linearity of the boundary, as shown in Figure 28. The example shown in Figure 29 is more interesting. The traffic mix is such that source parameters are equal for the two source types in the mix, except for *MBS* values, which differ by an order of magnitude. This is representative of a situation where the buffer is relatively small for one traffic type, and relatively large for the other type of traffic. The concavity of the actual admissible region is more pronounced is this case than in previous examples, and the linear region delimited by the reference effective bandwidth is not absolutely conservative. However, note that the linearized zone is still very close to the actual region. It is worth noting that in practice, it is very unlikely that all sources will assume a permanent greedy behavior and transmit constantly bursts of maximal length. From a pragmatic

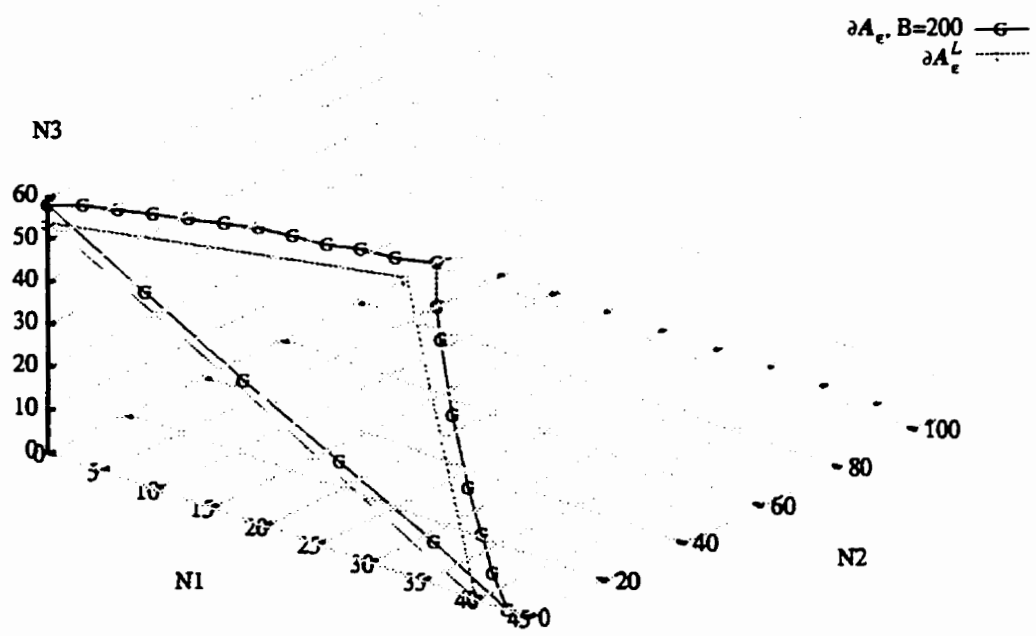


FIGURE 24. Admissible zone for traffic mix No 2, B=200

point of view, the use of an homogeneous equivalent bandwidth is so appealing that such a small overestimation of the admissible region should not preclude its use.

TABLE 7. Traffic mix No 4

Class No	PCR	SCR	MBS
1	0.05	0.00125	10
2	0.05	0.00125	100

3.2.2 Case 2: Mixed statistical multiplexing gain

The present section is aimed at investigating whether the type of non-linearities in the boundary of the approximate admissible region reported in [ELW95] for the case of a mixed statistical gain traffic mix, will actually show up in the actual admissible region. The mixed case also represents a good test of the feasibility of an effective bandwidth metric based on the fluid, homogeneous framework. For this purpose, and in analogy with [ELW95], the reference effective bandwidth is plotted in Figure 30. For traffic class number 1, the critical bandwidth C_c is found empirically to be around 11 Mbps (and corresponding B=122 cells), while traffic class number 2 is greedier and requires C_c around

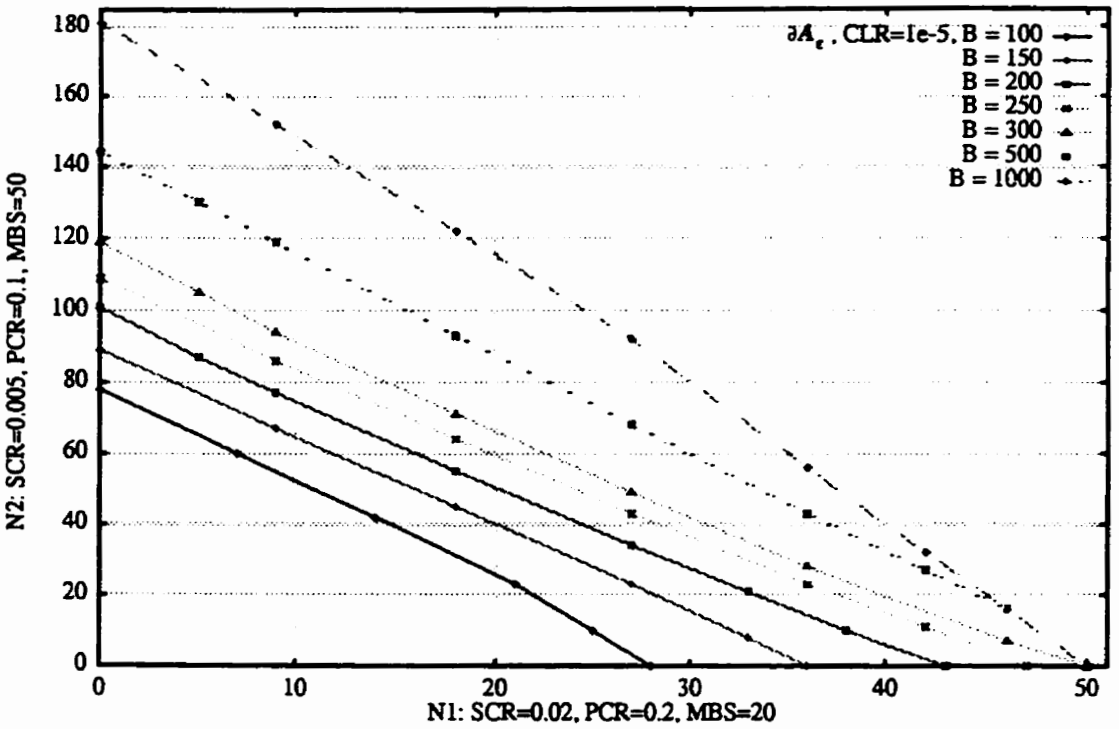


FIGURE 25. The actual admissible zone for two source types; impact of increasing B

36 Mbps (B= 400 cells). Also note the non-smoothness of the effective bandwidth function in the neighbourhood of C_c. When the number of admissible sources N^{max} is small, a small change in C results in no change in N^{max} and a small change in e, but when N^{max} changes by one source the impact on e is large. In fact, the effective bandwidth can even be larger than e_o, again because non-integer number of sources are not possible.

When these two traffic classes are multiplexed in a system with B=300 and C=27 Mbps, as depicted in Figure 31, a mixed situation with respect to multiplexing gain is found and according to [ELW95], strong non-linearities in the boundary are to be expected. More precisely, they obtain a piece-wise linear admissible region, whose boundary $\partial A_\varepsilon^{ELW}$ is partially superposed to the lossless admissible region ∂A_o. It appears that in practice these non-linear effects are not so obvious. Instead, in this particular example we obtain a nice convex admissible zone whose boundary ∂A_ε appears as the outer curve in Figure 31. Also shown are the linearized boundary ∂A_ε^L, which again turns out to delimit a conservative region, the boundary of the lossless admissible zone ∂A_o, and also the admissible zone based on the approach from [ELW95] $\partial A_\varepsilon^{ELW}$ for comparison. The convexity of ∂A_ε can be explained as follows: the lossless equivalent bandwidth in this case corresponds to a non-integer $N_1^{max} = 4.5$; since in practice $N_1^{max} = 4$, there is immediately room for a few sources of class 2 and therefore a small, inter-type statistical multiplexing

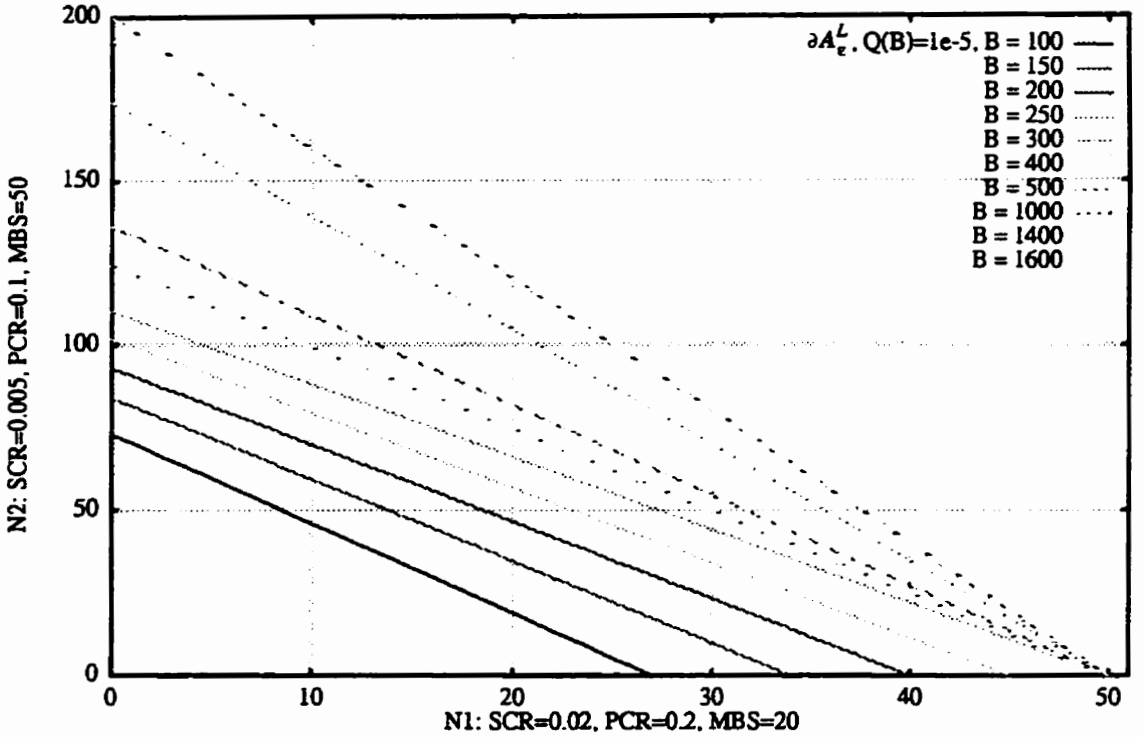


FIGURE 26. Approximate zone obtained with fluid model; impact of increasing B

gain shows up. Non-linear effects could however appear for some (B,C) combination which would happen to be particularly poorly chosen with respect to some traffic classes.

To conclude this section, we have validated our reference resource allocation method for worst case leaky-bucket regulated traffic, based on the homogeneous equivalent bandwidth computed with the fluid model. We have verified that almost linear regions were obtained in both 'good' and 'mixed' statistical gain situations; this linearity is consistent with previous results, except for the case of mixed statistical gain in which the non-linear phenomena are not as acute as they have appeared in [ELW95]. Although the reference allocation method is heuristic and we cannot claim its absolute conservativeness, the method appears as a pragmatic and efficient choice for resource allocation of SBR1 connections. In practice, the method is expected to give conservative results, since it is very unlikely that all sources assume a permanent greedy behavior. The method can be considered as reliable at a *CLR* in the order of 10^{-5}. An important issue is the extension of this method to more realistic values of the *CLR*, usually quoted as 10^{-9} or 10^{-10}. In order to obtain simulation results at these low probabilities, specialized fast simulation techniques need to be applied. In principle, based on previous results low *CLR* values should not affect a great deal the quasi linearity of ∂A_ε and we are confident that this will pose no particular problem.

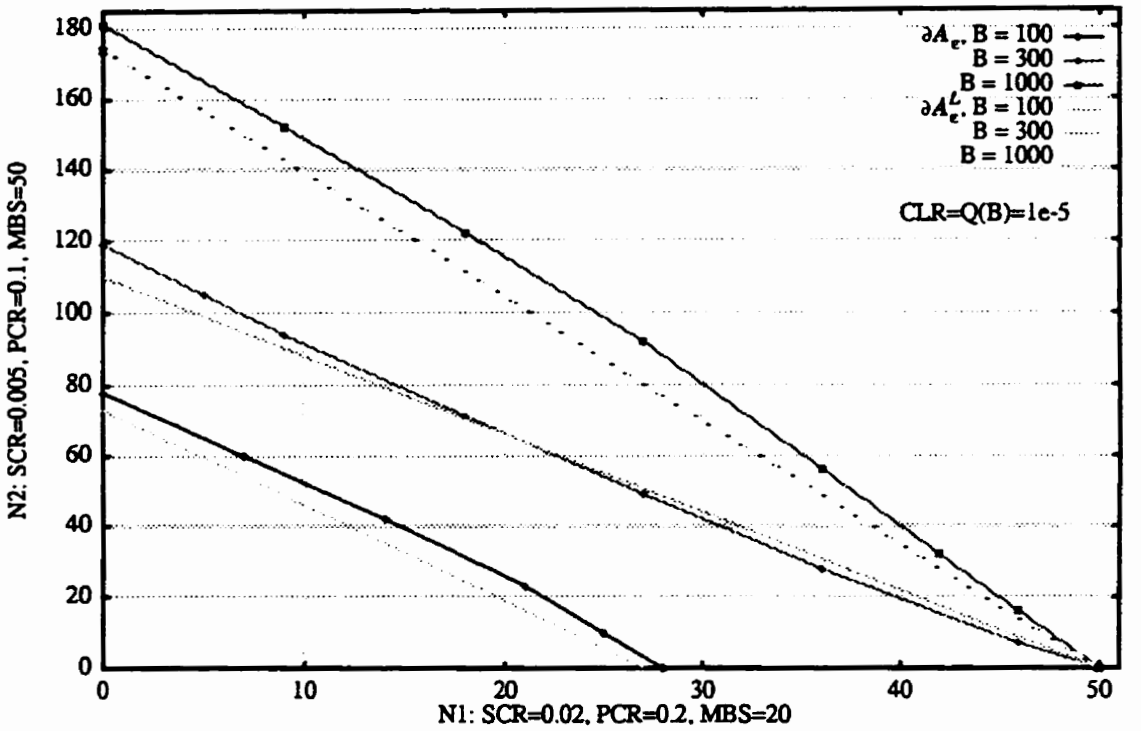


FIGURE 27. Approximation and actual admissible zone; impact of increasing B

This concludes the investigation of the cell level QoS for the reference method. Once the reference effective bandwidth has been validated, single resource loss models can be applied to evaluate the performance of the reference method at the call level. The following section concerns the call level, where the utilization and blocking behaviour of the reference method are investigated quantitatively and compared to the alternative method introduced in [ELW95].

4.0 Call level QoS

In this section, the trade-off between the cell level and the call level QoS is investigated for the reference resource allocation method. More precisely, we seek to quantify utilization and blocking that can be reached with the reference resource allocation. These values are compared with the results obtained when the method of [ELW95] is used. We assume throughout that requests for connection follow a Poisson process, and that calls have unit mean holding time.

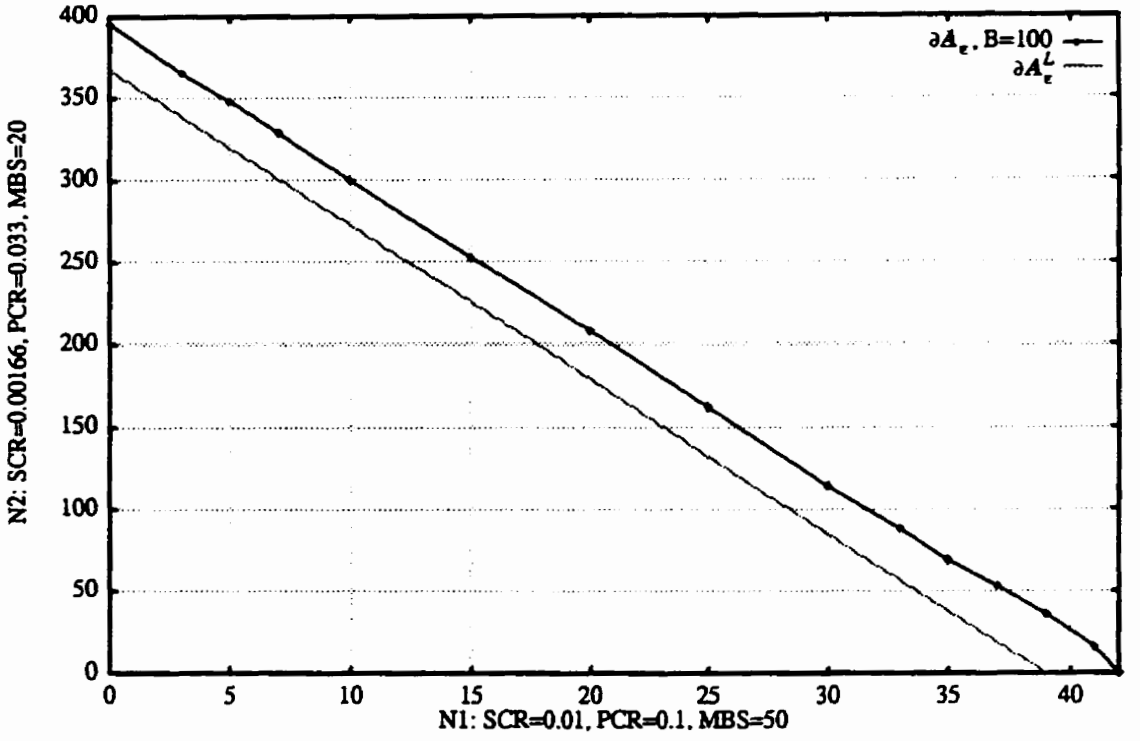


FIGURE 28. Approximate and actual admissible zone for traffic mix No 3, ε=1e-5, B=100

4.1 Homogeneous traffic

The link between call and cell level is easiest to illustrate in a homogeneous context, as shown in the next figures. In Figure 32, the trade-off between utilization ρ and call blocking *CBP* in an unconstrained setting (in the sense that *CLR* and *CBP* are allowed to assume any values), is illustrated for a single class of sources. System characteristics are *C*=45 Mbps and *B*=1000 cells; *PCR*=6 Mbps, *SCR*=0.15 Mbps and *MBS*=25 cells. Offered calls are fixed at 250 Erlangs. Utilization is given by Equation 8 and blocking by Erlang's formula. The quantity shown in abscissa is the threshold or maximum number of calls accepted in the system. Quite intuitively, the higher this threshold, the more calls can be accepted.The *CLR* ratio commitment determines N^{max}; for instance in Figure 32 it varies from 10^{-20} for N^{max} equal to 200, up to around 10^{-6} for a threshold of 300 calls. Thus in a homogeneous context, the *CLR* commitment determines the threshold N^{max} and the corresponding utilization and blocking curves as a function of the offered load, assuming C and B are given.

The reference resource allocation method bounds the utilization and minimum blocking curves for a given cell QoS objective and a given offered load λ in the preventive congestion control framework. These two curves, utilization ρ and call blocking *CBP* are shown as a function of λ in Figure 33 and Figure 34, respectively, for the source parame-

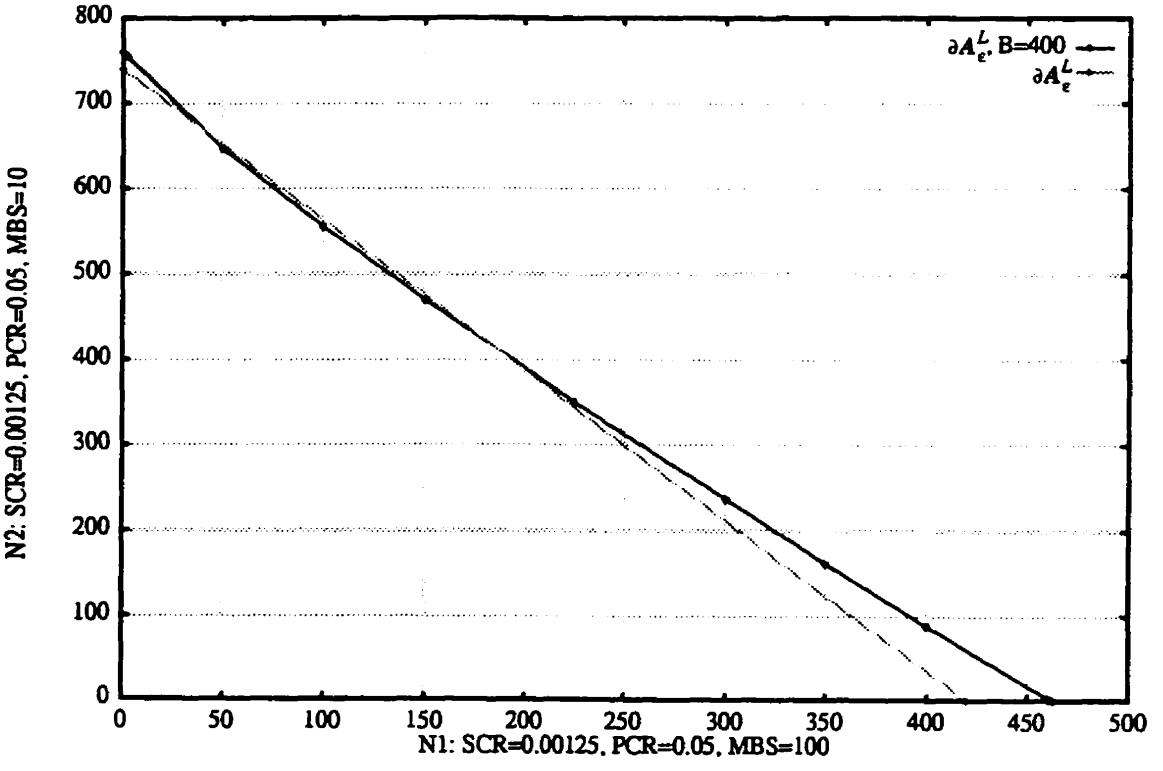


FIGURE 29. Approximate and actual admissible region for traffic mix No 4, ε=1e-5, B=400

ters given in Figure 17, and a cell level QoS commitment $\varepsilon=10^{-9}$. Also plotted in the same figures are the same curves evaluated in case the method of [ELW95] is used. The two methods differ in the size of the admissible zone, which in a homogeneous context degenerates to a different value for N^{max}, or more generally, in the estimate for the equivalent bandwidth of a source (here, e=0.36 for [ELW95] and e=0.167 for the reference method). Note that when *CBP* is very small (that is, for small offered traffic) approximately the same utilization levels are obtained for both methods. However when the offered traffic rises, the utilization converges to a limiting value corresponding to N^{max}. Clearly the difference in the maximum utilization levels reflects directly the difference in e; if N^{max} is chosen conservatively, more calls than necessary are blocked.

Note that in Figure 33 and Figure 34, only the cell level QoS commitment is enforced. In practice there are commitments on *CBP* as well. If the CAC is more efficient then for a given set of resources a higher load can be served for the same *CBP* and the resulting utilization is better. This is illustrated in Figure 35 where the utilization ρ is plotted as a function of the *CBP*, for reference resource allocation and [ELW95]. In this case it is essentially the efficiency of resource allocation which has a determinant impact on the utilization curve. The region of interest is usually located at *CBP* in the neighbourhood of 1%.It is interesting to note that, contrary to the common belief, the resulting utilization can be high in some cases. For the traffic class shown in the previous figures, the

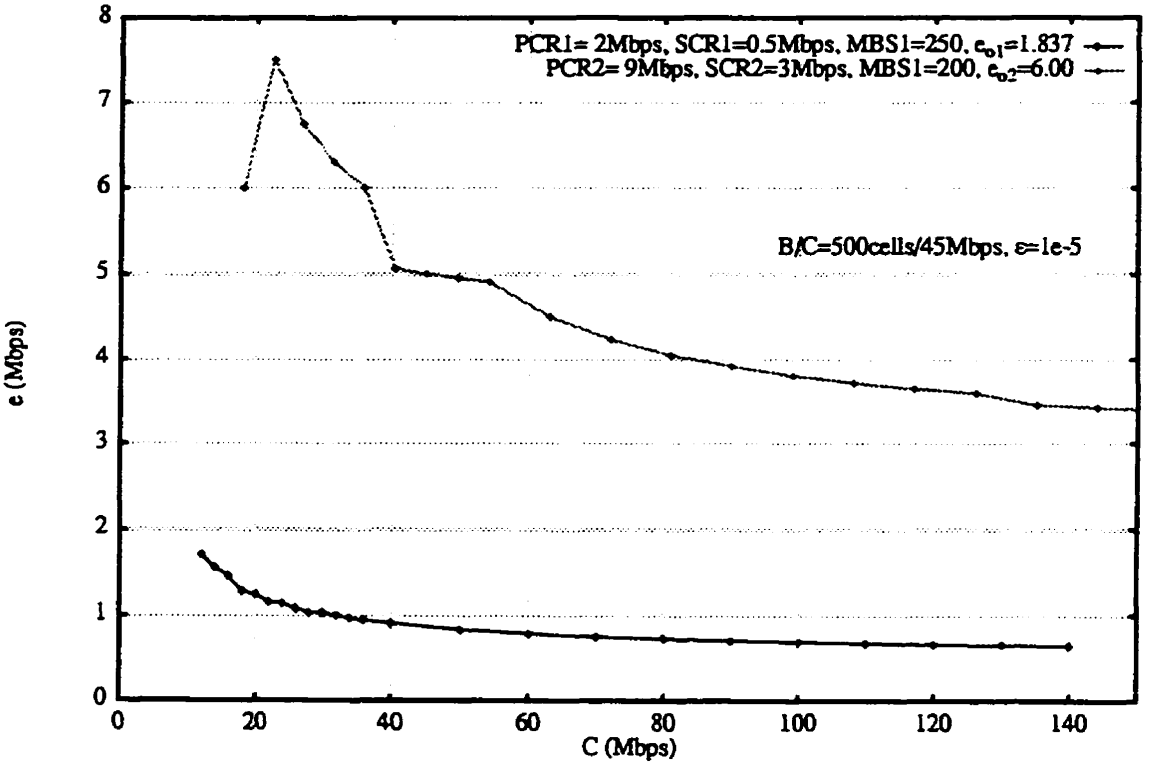


FIGURE 30. Effective bandwidth as a function of capacity for constant B/C ratio for two sources, ε=1e-5

difference in effective bandwidth is large with respect to the reference. In some cases the overestimation is less important. Figure 36 illustrates utilization for the traffic class shown in Figure 18, as a function of the blocking commitment. The method of [ELW95] allocates resources more efficiently for this traffic class; however at the call level, the conservativeness of the method still has a non-negligible impact on utilization.

4.2 Heterogeneous traffic

The previous section served to demonstrate, at the call level, the potential for good utilization and multiplexing gain based on a simple worst case traffic resource allocation framework. In this section, the call level blocking and utilization for the reference method are quantified for a two-class traffic mix composed of the same two traffic classes used in the homogeneous context, based on the reference effective bandwidth. For comparison, blocking and utilization levels obtained with the method described in [ELW95] for the same traffic mix are also depicted. Offered traffic is the same for both classes, 50% of the total offered calls.

Referring to Figure 37, note that blocking values for traffic classes requiring different bandwidths are not equal; traffic classes requiring more bandwidth tend to suffer a higher blocking. This fact is well known from multi-rate circuit-switching theory (see [COS96]

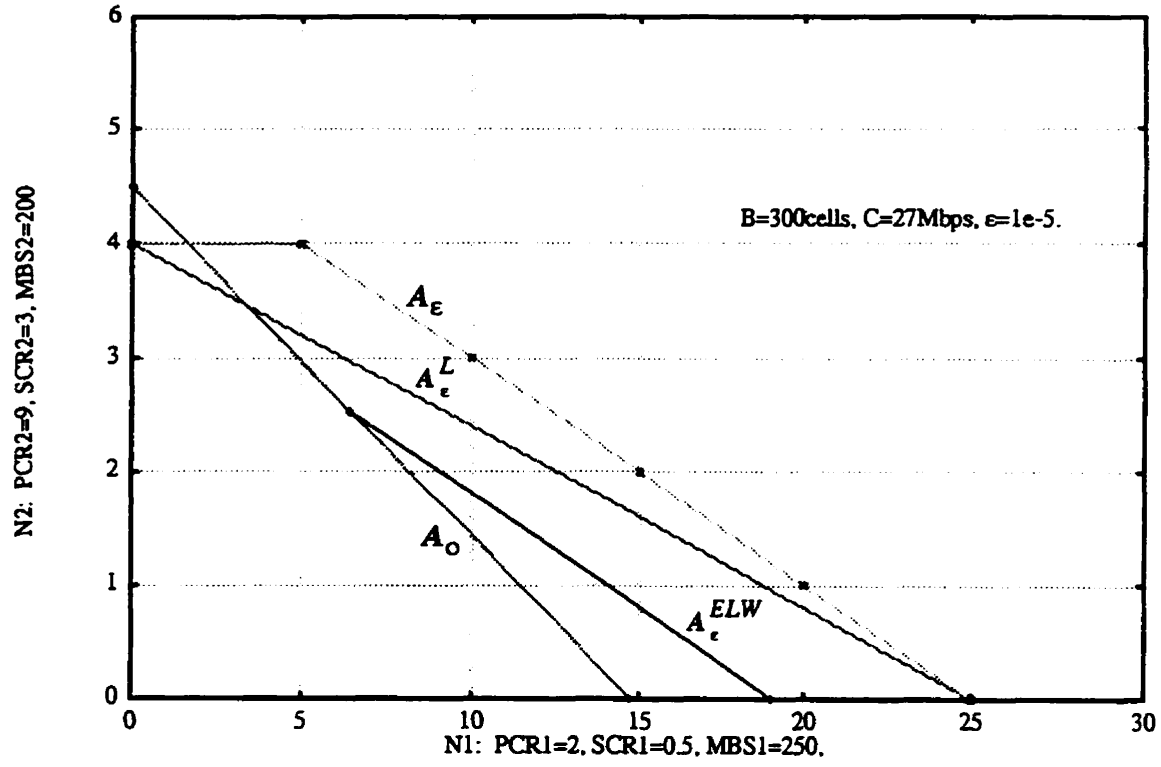


FIGURE 31. Admissible zone under mixed statistical multiplexing gain

for example) and has lead to the implementation of control mechanisms aimed at protecting blocking suffered by different traffic classes. The difference between CBP_i values is greater for the reference method than for [ELW95]; this is due to the wider gap between e_1 and e_2 for the reference method. The corresponding utilization curves, as a function of λ and CPB, appear in Figure 38 and in Figure 39, again for both the reference and Elwalid's methods. The total utilization ρ, is plotted as a function of total offered calls in Figure 38, and as a function of the blocking commitment in Figure 39. The reference utilization can be considered as the maximum attainable within this preventive framework, for the given traffic mix. Note that for this traffic mix, the reference utilization approximately exceeds that of Elwalid's method by a factor of almost 2 in the usual region of interest ($CBP_i \approx 10^{-2}$, say).

5.0 Discussion and conclusions

In this paper, we have investigated a reference resource allocation method for SBR1 services in ATM networks. Our resource allocation is based on the fact that traffic is regulated by a double leaky-bucket operating at two different time-scales, and on the assumption that traffic sources are greedy to the extent allowed by their regulation. We have proposed to allocate resources based on a natural definition of the equivalent band-

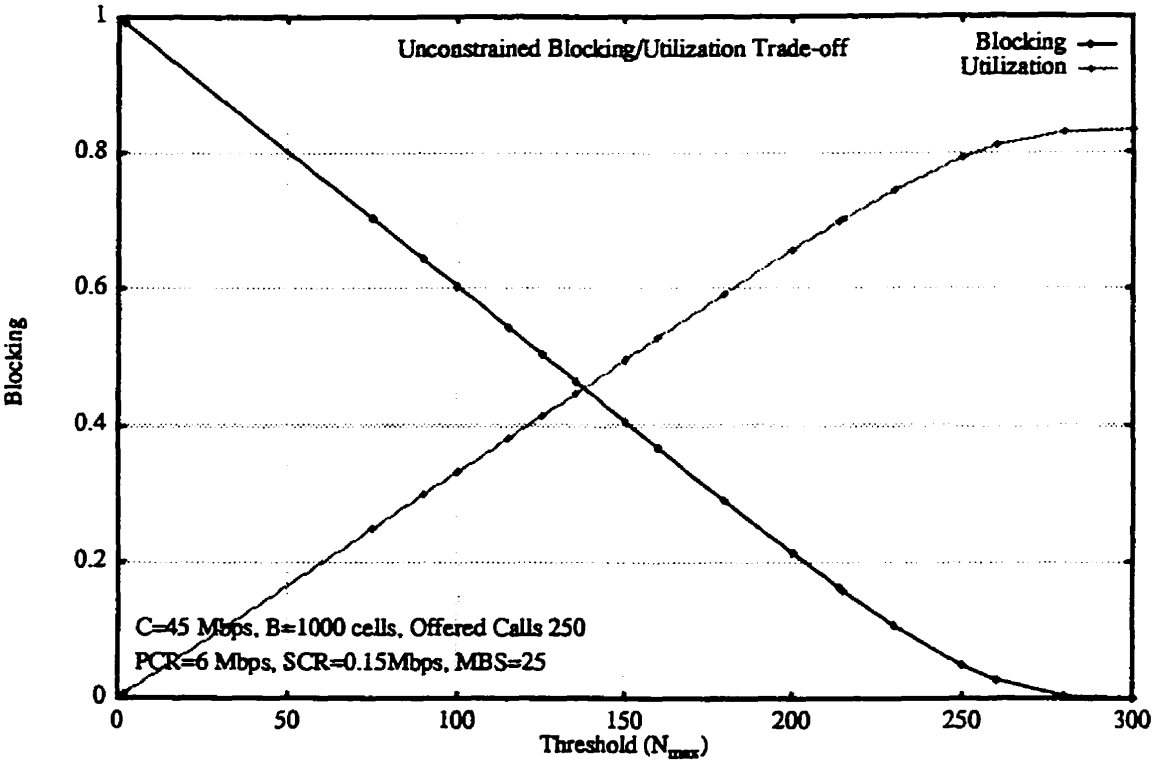


FIGURE 32. Trade-off between call blocking and utilization as a function of the maximum number of calls admitted; cell QoS is a function of N_{max}

width of greedy regulated sources, which is intended to quantify as accurately as possible, the amount of resources to be reserved for SBR connections, for a given cell loss probability target. The effective bandwidth is dependent on node resources (buffer size and transmission link rate), and can be computed independently for each traffic class; it is obtained by dividing the link bandwidth, over a close but conservative approximation of the maximum number of admissible sources, for a given cell loss constraint in a homogeneous framework.The computation of the estimate for N_i^{max} is based on the use of a fluid model intended to compute the effective band widths $e_i = C/N_i^{max}$ as accurately as possible, while remaining analytically tractable and conservative. Extensive cell level simulation results were used for validating the approach. The simulation results demonstrate that resource allocation based on the reference method and on the homogeneous effective bandwidth $e_i = C/N_i^{max}$ is feasible and conservative, and that our definition of the effective bandwidth is accurate enough to be used as a reference method. The use of homogeneous effective bandwidths simplifies the resource allocation problem to a large extent. In particular, it unveils the possibility of adapting this reference method in order to compute the effective bandwidths in real-time by using more efficient methods [SIM95]. At this stage, the reference method is intended to serve as an access control method based on pre-computed effective bandwidths allowing resources to be managed as efficiently as possible with an open-loop framework, and as a comparison basis for

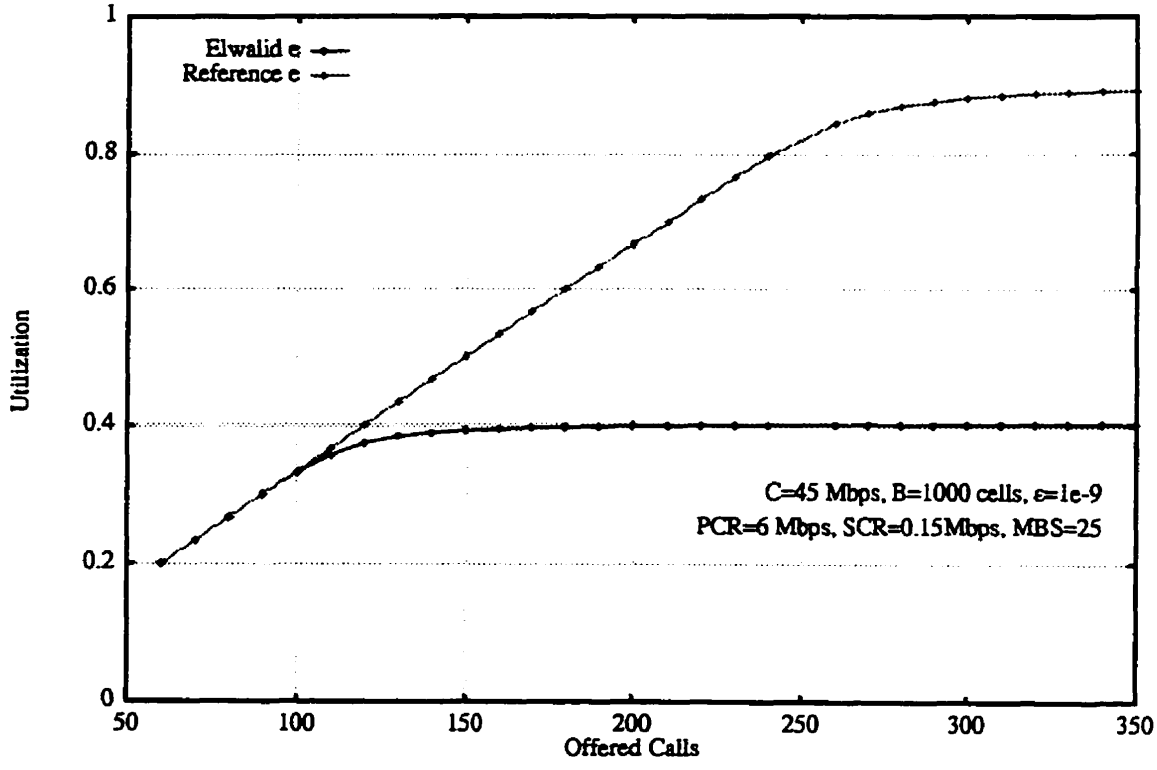


FIGURE 33. Utilization as a function of offered calls for two resource allocation methods in a homogeneous framework

assessing other access control methods. In addition, the equivalent bandwidth thus defined is useful for network design and dimensioning purposes.

Both cell transfer level and call level QoS at a single node were investigated in a non-asymptotic setting, reflecting real operating conditions. The reference resource allocation method was investigated in the single traffic class framework, in order to evaluate the effect of traffic parameters on maximum utilization and on the effective bandwidth. For some parameters sets, a high efficiency can be reached, in particular if the maximum burst size is small with respect to the buffer size, or if the peak rate is small relative to node capacity. This conclusion is interesting because it shows that the use of a preventive congestion control framework, without sophisticated procedures, does not exclude a high utilization in certain conditions. Note that these utilization levels are based on the assumption that allocated resources are fully exploited by sources, in other words that the declared parameters are close to the actual connection resource requirements. This raises once again the issue of traffic parameters selection [ROS94][GUI95]. This problem, however, is more an issue with the standardized traffic characterization than with the method itself. If traffic parameters are poorly chosen, the actual utilization will be lower and the preventive framework could be overly conservative. Also, note that complete freedom to choose traffic parameters involves an infinite dimension for the admissible space; the practicality of this from a network management perspective could be question-

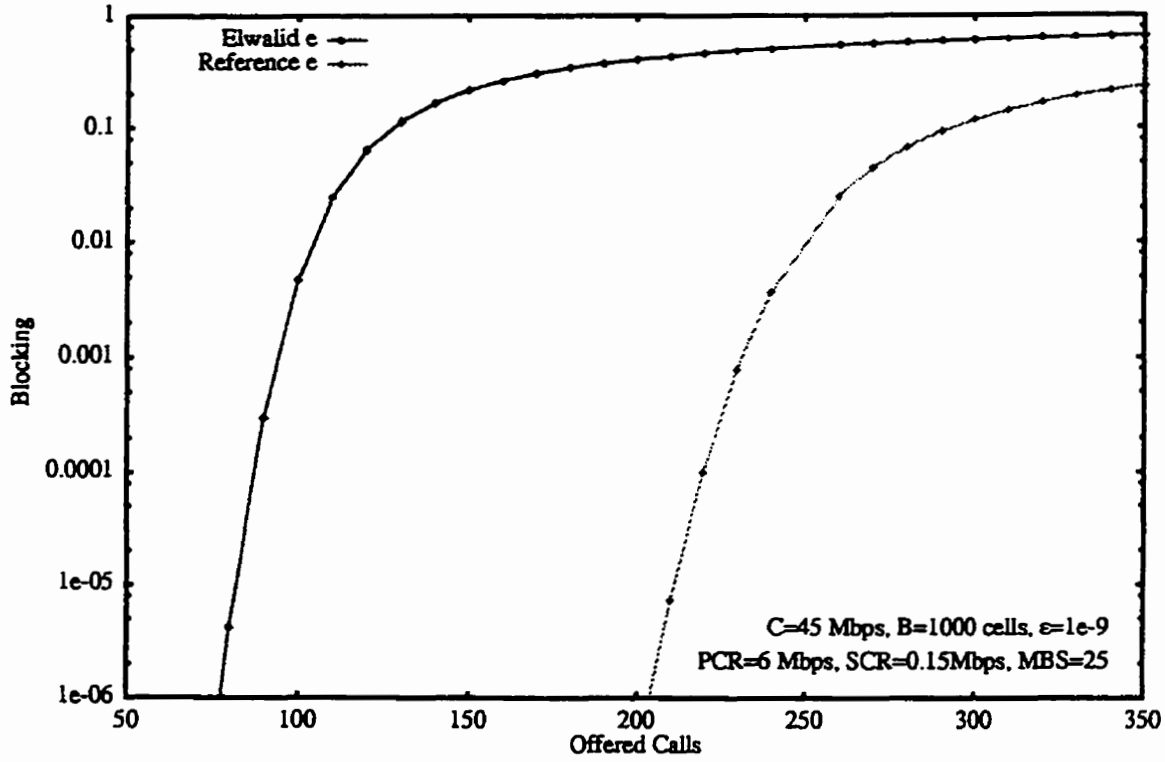


FIGURE 34. Call blocking as a function of offered calls for two resource allocation methods in a homogeneous framework

able. In this respect, the fact that our effective bandwidth can be computed in a homogeneous framework represents an important advantage with respect to methods dependent on all traffic classes in the mix.

The efficiency of the reference resource allocation method was also evaluated at the call level, by assessing system utilization and blocking. In order to illustrate the usefulness of our reference CAC method as a comparison basis, we have conducted a quantitative comparison with the resource allocation method of [ELW95] which is based on a similar framework. This comparison reveals that the method discussed in [ELW95] is on the conservative side and tends to overestimate the effective bandwidth. Results indicate that in some cases, the use of the reference method could yield a utilization twice as good as that obtained with the method of [ELW95]. This shows that further multiplexing gain is available in a preventive framework, on the condition that resources are allocated more tightly. In general terms, the overestimation of effective bandwidth at the cell level clearly leads to a less than optimal use of resources; this is reflected at the call level by lower utilization and higher blocking for the same set of resources and the same estimation of cell level QoS. Note that the reference method is indicative of the limits of the preventive framework based on worst case traffic. Thus it could also be used as a comparison basis with CAC methods based on other frameworks, in order to assess whether

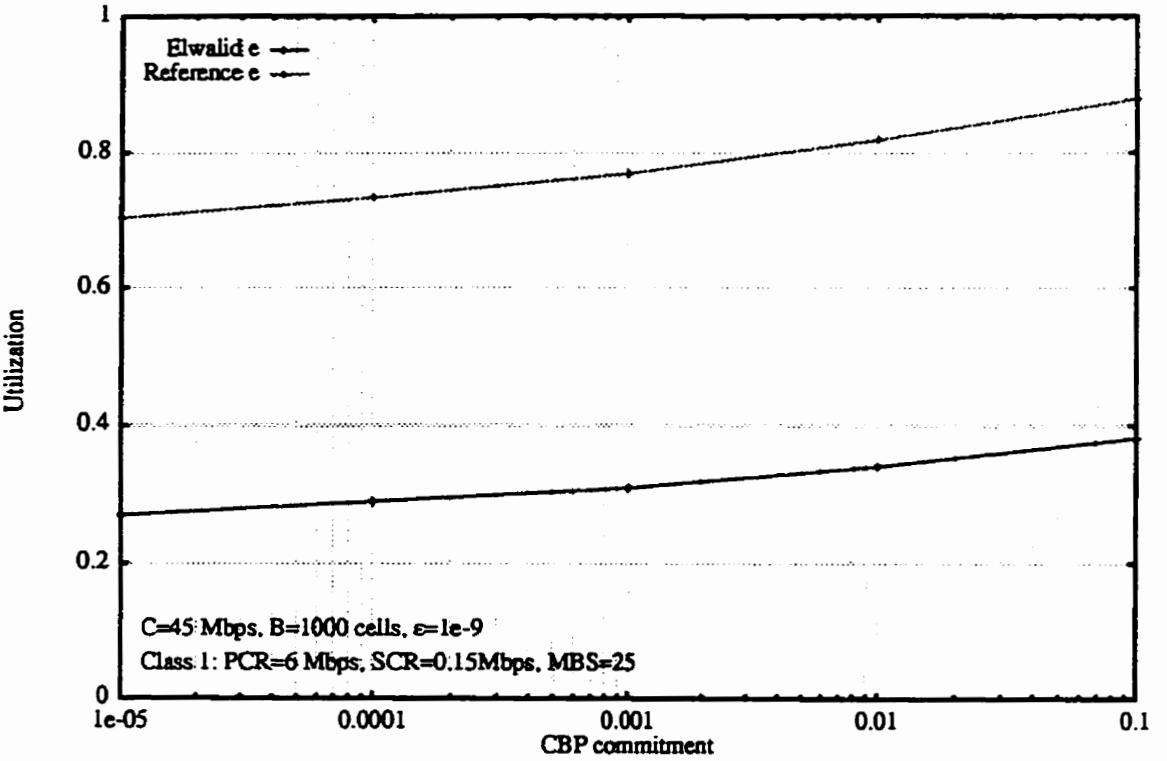


FIGURE 35. Utilization ρ=E[N]*SCR/C, as a function of the call blocking (obtained by raising offered traffic)

the potentially increased complexity is worth the benefits of further multiplexing gain than that reachable with in a simple, open-loop control framework.

We have addressed the resource allocation problem in ATM nodes on a local basis. Strictly speaking, worst case traffic assumptions are valid only at the ingress of the network, in other words at the first multiplexing stage. However, resource allocation must be performed at each node on the path. How to allocate resources at an arbitrary node along the path is not clear in the general case. As a connection traverses a node, the interaction with other traffic modifies its characteristics and its effective bandwidth; the characterization of output traffic going to downstream nodes is therefore an important issue. In some cases, when the contribution of each connection to the total traffic is small and its peak rate is relatively small with respect to the link capacity (less than 5% say), nodal decomposition can be applied [LAU93] and we are justified to allocate resources based on traffic declarations at the ingress. Another option is to shape traffic according to declared parameters at intermediate nodes in the network, in order to make sure that traffic remains compliant to this description inside the network [GEO96].

Last but not least, a few words concerning service integration. This work was set in a framework compatible with the SBR1 ATM Transfer Capability of [I371], which we have treated on a segregational basis, by assuming that all connections share the same

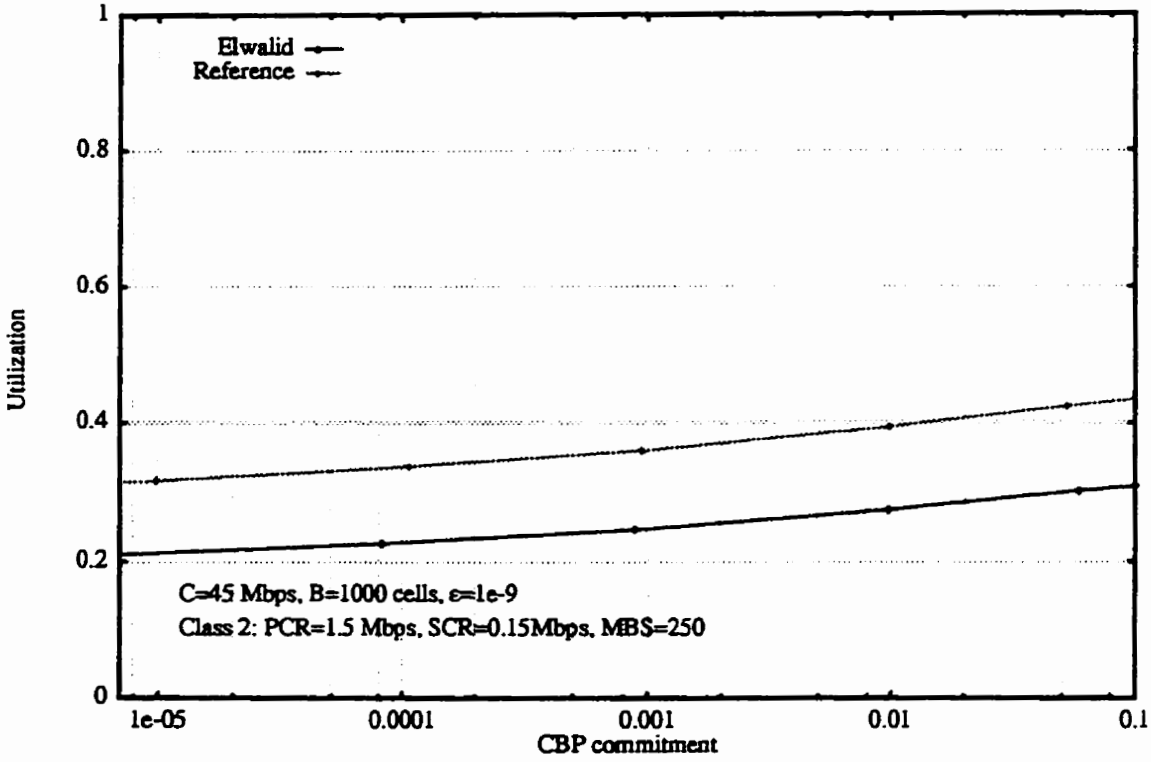


FIGURE 36. Utilization for fixed blocking (Traffic class No 2)

QoS class (highly loss-sensitive, delay-tolerant). In practice, this type of traffic will compete for resources with other type of traffic, notably real-time sources presumably given an HOL priority over less delay-sensitive traffic. Traffic integration remains an outstanding problem in ATM. The approach taken in the first generation of ATM switches is based on partial segregation for traffic requiring different ATCs and/or QoS classes. More precisely, two FIFO buffers are provided, a small one dedicated for real-time sources with an HOL priority, and one larger buffer, for non-real time sources. The impact of this HOL priority traffic on SBR1 traffic requires further investigation.

6.0 Acknowledgments

The authors wish to thank Dr J. Roberts for the program implementing the fluid model and L. Pham who performed part of the simulation work.

7.0 References

[BEN63] V. E. Benes, *General Stochastic Processes in the Theory of Queues*, Addison Wesley, 1963.

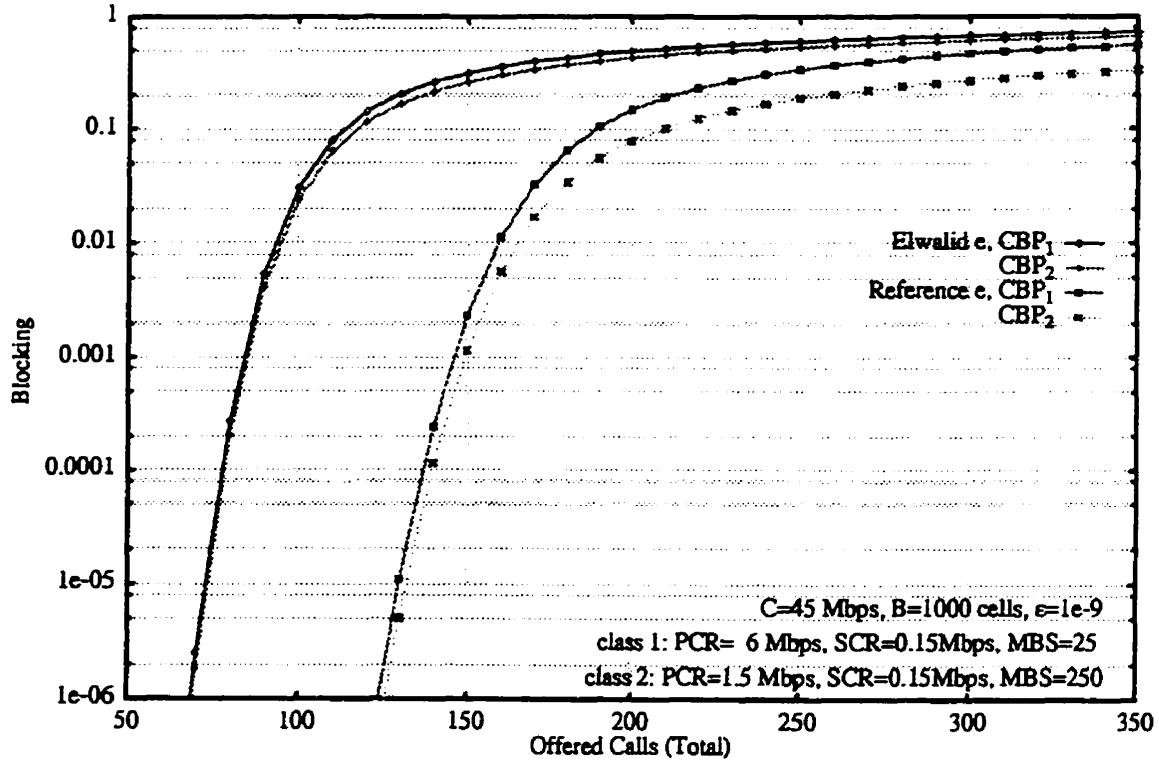


FIGURE 37. Call blocking for a two-class traffic mix, cell QoS objective $\varepsilon=10^{-9}$

[BEN94] B. Bensaou, J. Guibert, J. W. Roberts, and A. Simonian. Performance of an ATM multiplexer queue in the fluid approximation using the Benes Approach. *Annals of Operations Research*, 49:137-160, 1994.

[BON93] F. Bonomi, S. Montagna, and R. Paglino. A further look at statistical multiplexing in ATM networks. *Computer Networks and ISDN Systems*, 26 (1993), 119-138.

[BOY92] P. Boyer, F. Guillemin, M. Servel, and J.P. Coudreuse. Spacing cells protects and enhances utilization of ATM network links. *IEEE Network*, pages 38-49, Sept. 1992.

[COS92] J. Roberts, ed. *Performance evaluation and design of multiservice networks*. Cost 224, Commission of the European Communities, Oct. 1992.

[COS96] *Methods for the performance evaluation and design of broadband multiservice networks*. Cost 242, Commission of the European Communities, June 1996.

[DOS94] B. T. Doshi. Deterministic rule based traffic descriptors for Broadband ISDN : Worst case behavior and connection acceptance control. J. Labetoulle and J. W. Roberts, eds, *Proc. ITC-14* , pages 591--600, Antibes, June 1994. Elsevier Science Publishers.

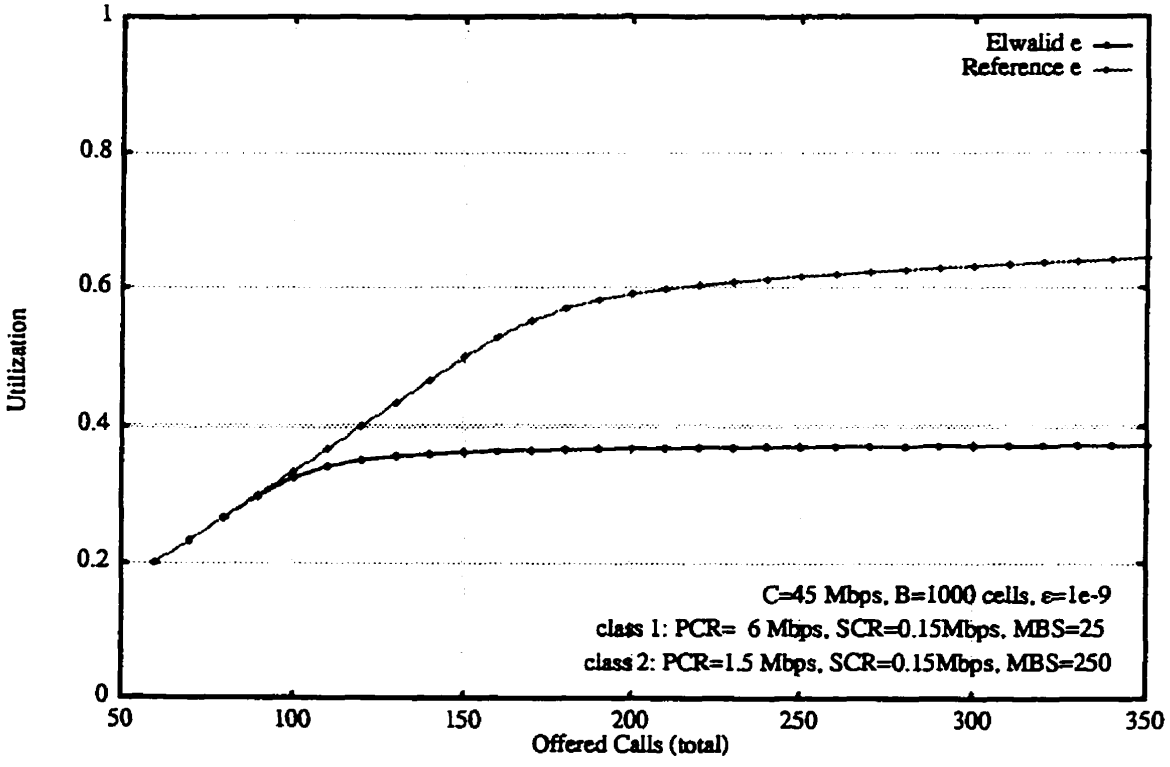


FIGURE 38. Total system utilization for a two-class traffic mix as a function of total offered calls, shared equally among classes

[ELW93]A. Elwalid, and D. Mitra. Effective bandwidth of general Markovian traffic sources and admission control of high speed networks, *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 1, pages 329-343, 1993.

[ELW95] A. Elwalid, D. Mitra, and R. H. Wentworth. A new approach for allocating buffers and bandwidth to heterogeneous, regulated traffic in an ATM node. *IEEE JSAC.*, vol. 13, no 6, pp. 1115-1127, August 1995.

[EM73] O. Enomoto and H. Miyamoto. An analysis of mixtures of multiple bandwidth traffic on time division in switching networks. In 7th ITC , pages 635.1-8, Stockholm, 1973.

[FIS94] W. Fisher, E. Wallmeier, T. Worster, S. P. Davis, and H. Hayter. Data communications using ATM: architectures, protocols and resource management. *IEEE Comm. Mag.*, August 1994, pages 24-33.

[FOR96] ATM Forum. *Traffic management specification version 4.0.* 1996.

[GEO96] L. Georgiadis, R. Guerin, V. Peris, and K. Sivarajan. Efficient Network QoS Provisioning based on per node traffic shaping. *IEEE/ACM Trans. on Networking*. August 1996, vol. 4, number 4, pages 482-501.

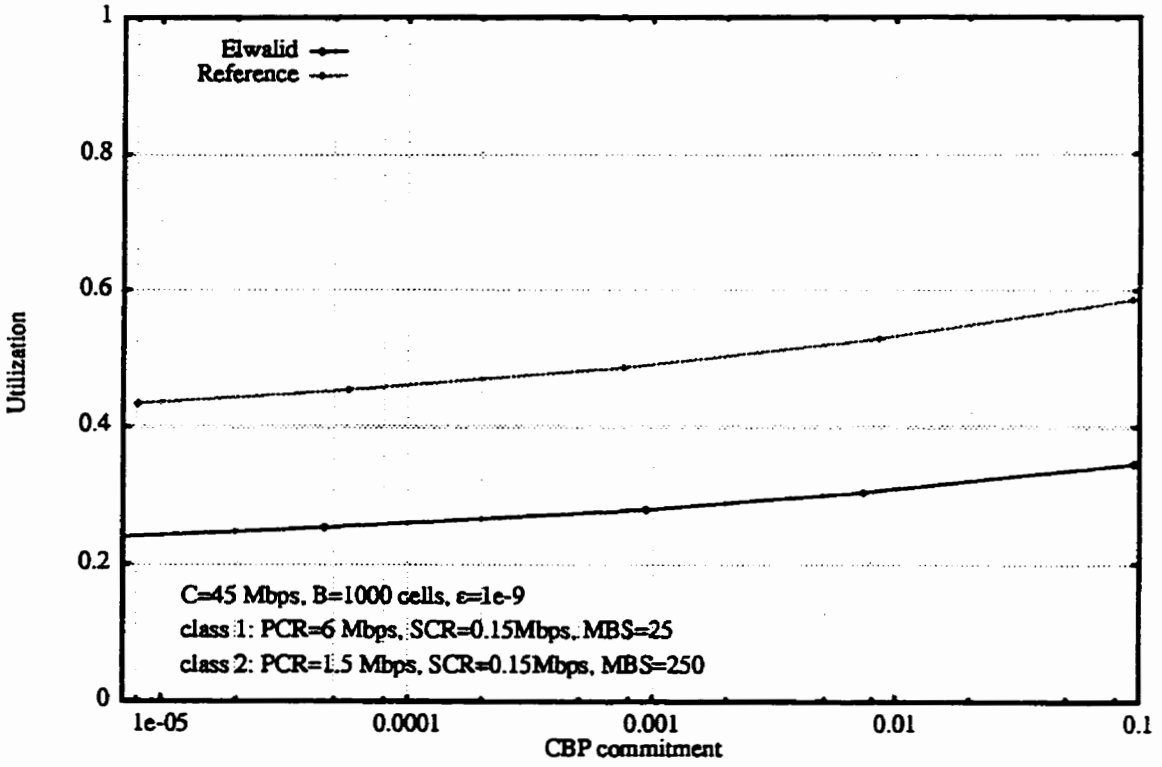


FIGURE 39. Utilization for fixed blocking (averaged over both classes)

[GIB91] R. J. Gibbens and P. J. Hunt. Effective bandwidths for the multi-type UAS channel. *Queueing Systems*, 9, pages 17-28, 1991.

[GRA96] A. Gravey, J. Boyer, K. Sévilla and J. Mignault. Resource allocation for worst case traffic in ATM networks. *Performance Evaluation*, to appear in 1996.

[GRI90] T. R. Griffith. Analysis of a connection acceptance strategy for asynchronous transfer mode networks. *Proc. GLOBECOM 90*, San Diego, paper 505.4, 1990.

[GUI95] F. Guillemin, C. Rosenberg and J. Mignault. On characterizing an ATM source via the Sustainable Cell Rate Traffic Descriptor. *IEEE INFOCOM '95*, 1995.

[GUN93] L. Gun and R. Guérin. Bandwidth management and congestion control framework of the broadband network architechture. *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 26, 61-78, 1993.

[HUB91] F. Hubner and P. Tran-gia. Quasi-stationary analysis of a finite capacity asynchronous multiplexer with modulated deterministic input. In *Proc. ITC-13*, pages 723-729. Elsevier Science Publishers, 1991.

[HUI88] J. Hui. Resource allocation for broadband networks, *IEEE JSAC*, Vol. 6. no 9, 1988, pages 1598-1608.

[I356] ITU-T Recommendation I.356. *B-ISDM ATM layer cell transfer performance.* Geneva, May 1996.

[I371] ITU-T Recommendation I.371. *Traffic control and congestion control in B-ISDN.* Geneva, May 1996.

[KAU81] J. S. Kaufman. Blocking in a shared resource environment. *IEEE Trans. on Comm.*, 29(10): 1474-1481, 1981.

[KEL91] F. P. Kelly. Effective bandwidths at multi-class queues. *Queueing Systems*, 9, pages 5-16, 1991.

[KVO92] K. Kvols and S. Blaabjerg. Bounds and approximations for the periodic on/off queue with applications to ATM traffic control. *IEEE INFOCOM '92*, pp. 487-494, 1992.

[LAU93] W. C. Lau and S. Q. Li. Traffic analysis in large-scale high-speed integrated networks: validation of nodal decomposition approach. *IEEE INFOCOM '93*, pp. 1320-1329, 1993.

[MIG96] J. Mignault, A. Gravey, and C. Rosenberg. A survey of straightforward statistical multiplexing models for ATM networks. *Telecommunication Systems*, vol. 5, no 1-3, pages 177-208, May 1996.

[MIT94] D. Mitra and J. A. Morrison. Independent regulated processes to a shared unbuffered resource which maximize the loss probability, preprint, 1994.

[NOR91] I. Norros, J. Roberts, A. Simonian and J. Virtamo. The superposition of VBR sources in an ATM multiplexer, Vol 9, 3. *IEEE JSAC*, April 1991.

[NOV91] I. Norros and J. T. Virtamo. Who loses cells in the case of burst scale congestion? *Proc. ITC-13*, pages 829-833. Elsevier Science Publishers, 1991.

[PAR93] A. K. Parekh and R. G. Gallager. A generalized processor sharing approach to flow control intergrated services networks - the single node case. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 1, no. 3, June 1993.

[RAM91] G. Ramamurthy and R. S. Dighe. Distributed source control: A network access control for integrated broadband packet networks. *IEEE Trans. on Comm.*, 9(7):990-1002, Sept. 1991.

[ROB81] J. W. Roberts. A service system with heterogeneous user requirements - application to multi-service telecommunications systems. In *Performance of Data Communication Systems and their Applications*, pages 423-431. G. Pujolle (ed), North Holland, 1981.

[ROB93] J. W. Roberts, B. Bensaou, and Y. Canetti. A traffic control framework for high speed data transmission. Y. Takahashi H. Perros, G. Pujolle, eds, , *Modelling and Perfor-*

mance Evaluation of ATM Technology (C-15), pages 243-262, North-Holland, 1993. *IFIP*, Elsevier Science Publishers.

[ROS94] C. Rosenberg and G. Hébuterne. Dimensioning traffic control devices in an ATM network. *Proc. IFIP workshop*, Paris, March 1994.

[SIM95] A. Simonian and J. Guibert. Large deviations approximation for fluid queues fed by a large number of on-off sources. *IEEE JSAC.*, vol. 13, no 6, pp. 1017-1027, August 1995.

[TUR86]J. S. Turner. New directions in communications (Or which way to the information age?). *IEEE Comm. Mag.*, October 1986.

[WOR94] T. Worster. Modeling deterministic queues: the Leaky Bucket as an arrival process. J. Labetoulle and J. W. Roberts, éditeurs , *Proc. ITC-14* , pp. 581-590, Antibes, June 1994. Elsevier Science Publishers.

ANNEXE III

Description du simulateur pour trafics déterministes intermittents

III.1 Introduction

La simulation de niveau cellule d'une superposition de trafics à débit variable, émettant des rafales de cellules de façon intermittente dans un multiplex ATM, constitue un problème difficile, à cause du nombre important de cellules devant être simulées dès lors que l'on s'intéresse à des événements relativement rares. Malheureusement, l'estimation des petites probabilités de perte visées pour les réseaux ATM, fait précisément partie de cette classe de problèmes difficilement traitables par le biais de la simulation. Cependant, dans de nombreux cas la simulation reste le seul recours pour qui recherche des résultats exacts, en particulier dans le cas des files à capacité finie mettant en jeu une superposition de trafics déterministes.

Pour fixer les idées en ce qui a trait au nombre d'événements à simuler, donnons un exemple du nombre de cellules devant être générées dans un cas typique. Dans le cas particulier qui nous préoccupe, celui de la superposition de sources intermittentes déterministes de plusieurs classes dans un multiplex ATM, on constate empiriquement pour des exemples banals, que l'estimation d'un probabilité de perte (*CLR*) de l'ordre de 10^{-5} requiert la génération d'au moins 10^6 trajectoires, ce qui implique un nombre de cellules simulées supérieur à 10^{10} ! Il est tout à fait impensable de générer un tel nombre d'événements au moyen d'un logiciel de simulation générique classique, qui implique un nombre élevé d'opérations élémentaires par cellule. C'est pourquoi nous avons développé un simulateur spécialisé en langage C, exploitant au maximum les particularités du modèle dont il est question, et faisant intervenir des algorithmes rapides adaptés.

Voyons d'abord le modèle de sources qui a été implémenté.

III.2 Le modèle

Il s'agit d'un modèle classique mais non résolu analytiquement, de sources émettant périodiquement une rafale de cellules, de longueur fixe, à un certain débit crête, suivie d'un silence de durée fixe également. Les sources sont superposées dans une file d'attente à service déterministe figurant un multiplex ATM. Le modèle de source peut être interprété comme un trafic du pire cas, représentant une source VBR gourmande espacée à son débit crête et policée par un mécanisme de GCRA au débit moyen. Le phénomène de gigue dû à une concentration préalable du trafic est négligé. Une autre interprétation possible de ce modèle est celle d'une source DBR non espacée à son débit crête, dont les cellules se présentent au multiplex au débit du lien d'accès, AR, et dont le débit moyen est le PCR déclaré.

Une classe de sources est décrite par trois paramètres : T, l'intervalle inter-cellule pendant la période active (1/PCR ou 1/AR, resp.), MBS, le nombre de cellules contenues dans une rafale, et le débit moyen, SCR (ou PCR). Plusieurs classes de sources peuvent être superposées dans le multiplex ATM. Ces sources générant un trafic périodique, le caractère stochastique du modèle provient de la synchronisation aléatoire de l'instant de démarrage des sources par rapport au début d'une période. Une fois la phase fixée, la trajectoire de la population du système est entièrement périodique, et les probabilités sont alors définies comme des moyennes sur l'ensemble des trajectoires possibles. Il faut donc simuler un grand nombre de trajectoires pour pouvoir estimer les statistiques d'intérêt, par exemple, la probabilité de perte et la distribution du nombre de cellules dans le tampon.

Le trafic émis par une source est illustré par la figure III.1



Figure III.1 Trafic dit du pire cas pour sources à débit variable

III.3 Description du programme

III.3.1 Paramètres

Les paramètres suivants sont saisis préalablement à l'exécution :

- B, le nombre de places dans le système dans le cas où la file est finie (y compris le serveur), et la valeur maximale pour laquelle les statistiques sont cumulées dans le cas où la file est infinie (entier) ;
- N, le nombre de classes de sources présentes dans la superposition (entier).

Les paramètres suivants caractérisent chacune des classes de sources:

- S, le nombre de sources dans cette classe (entier) ;
- T, l'intervalle inter-cellule pendant une rafale, exprimé en nombre de temps cellule (réel) ;
- MBS, le nombre de cellules contenu dans une rafale (entier) ;
- T_{off}, la durée du silence exprimé en temps cellule (réel supérieur ou égal à 1) ; si ce paramètre est inférieur à un, il est interprété comme le facteur d'activité de la source, soit le rapport de la durée d'une période active sur la période totale : $T_{on} / (T_{on} + T_{off})$.

Les paramètres permettent de contrôler l'exécution du programme:

- une variable contrôlant le recueil de statistiques pour le calcul des intervalles de confiance sur les résultats (0 = non, 1 = oui) ;
- le nombre de trajectoires à simuler (entier) ; ce paramètre dépend des probabilités que l'on veut estimer et est à fixer empiriquement. A titre indicatif, on pourra considérer un nombre de trajectoires supérieur par un ordre de grandeur à l'inverse du logarithme de la probabilité la plus faible que l'on veut estimer. Par exemple, pour une probabilité de perte de 10^{-5}, de 500 000 à 1 000 000 de trajectoires seront nécessaires.

III.3.2 Résultats

Les sorties dépendent naturellement du type de file simulé (à capacité finie ou infinie).

File à capacité finie

Dans le cas d'une file à capacité finie, les distributions suivantes sont générées:

- probabilité que l, le nombre de cellules dans le système, prenne la valeur n ($Pr\{l=n\}$) ;
- fonction de répartition complémentaire du nombre de cellules dans le système ($Pr\{l>n\}$), avec estimé de la variance et intervalles de confiance (si requis).

Les moyennes suivantes sont aussi évaluées, avec intervalles de confiance respectifs :

- probabilité de perte cellule (proportion de cellules perdues) ;
- nombre moyen de cellules dans la file ;
- attente moyenne.

File à capacité infinie

Dans le cas d'une file à capacité infinie, les distributions suivantes sont générées :

- probabilité que l, le nombre de cellules dans le système, prenne la valeur n ($Pr\{l=n\}$) ;
- fonction de répartition complémentaire du nombre de cellules dans le système ($Pr\{l>n\}$), avec estimé de la variance et intervalles de confiance (si requis).

Les moyennes suivantes sont aussi évaluées, avec intervalles de confiance respectifs:

- nombre moyen de cellules dans la file ;
- attente moyenne.

III.3.3 Organisation du programme

L'idée de base est élémentaire, il s'agit tout simplement d'effectuer un nombre minimum d'opérations par cellule pour les parties qui sont répétées à chaque itération. Les sources sont représentées par des éléments de deux listes liées regroupant les sources actives et inactives. Une source est jointe à la liste des sources actives pendant sa période d'activité. Tant que les sources actives demeurent les mêmes, les sources actives émettent une cellule chacune à leur tour ; au moment où une source redevient inactive, elle est détachée de la liste des sources actives pour joindre celle des sources inactives. Inversement, une source inactive peut devenir active ; elle est alors jointe à la liste des sources actives, etc.. Pour chaque trajectoire, il faut identifier la séquence périodique complète de l'occupation du système. On examine les arrivées sur deux périodes, puis l'on détermine l'instant du début d'une période complète, pour pouvoir en déduire les statistiques recherchées.

L'architecture du programme est bâtie sur la découpe modulaire suivante:

1. initialisation et saisie des paramètres (en interactif, ou par le biais d'un fichier de paramètres, au choix); la période du système est le PPCM des périodes des sources.

Pour chaque trajectoire à simuler:

2. tirage des phases de chacune des sources et tri en ordre ascendant ;
3. création de deux structures (deux listes liées circulaires) représentant les sources inactives et actives ;
4. à partir des instants d'émission de cellule de chaque source, déduction de tous les instants d'arrivée pour la trajectoires courante, sur deux périodes ;
5. déduction, à partir des instants d'arrivées, de la trajectoire de l'occupation, et des débuts de *busy periods*, ce qui permet de déterminer l'instant de début d'une période complète ;
6. cumul des statistiques à partir d'une période complète de l'occupation.

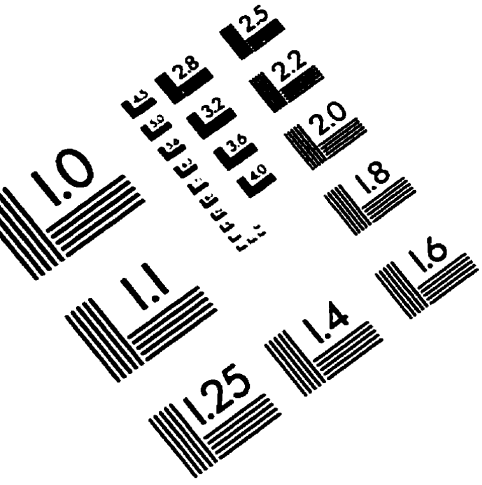
Les étapes 2 à 6 sont répétées pour chaque trajectoire. La dernière étape est naturellement effectuée à la toute fin :

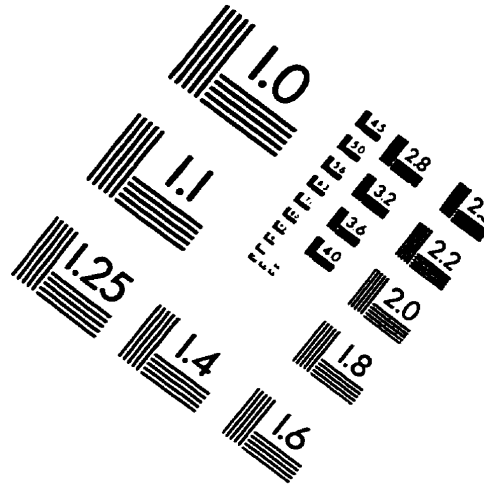
7. calcul des statistiques et impression des résultats.

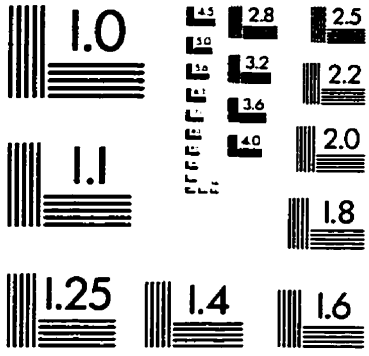
Quoique la simulation soit relativement rapide, on peut facilement rencontrer des ensembles de paramètres qui demanderaient un temps de simulation extrêmement long (choix malheureux de période globale, recherche de très petites probabilités, etc.). Il a donc paru utile de mettre en oeuvre un mécanisme permettant d'estimer le temps de simulation requis pour les paramètres sous considération (sous l'hypothèse que la charge machine demeure constante pendant toute la période d'exécution). Au bout de mille trajectoires, le programme retourne son estimé de la durée totale de simulation (basé sur la durée moyenne d'une trajectoire).

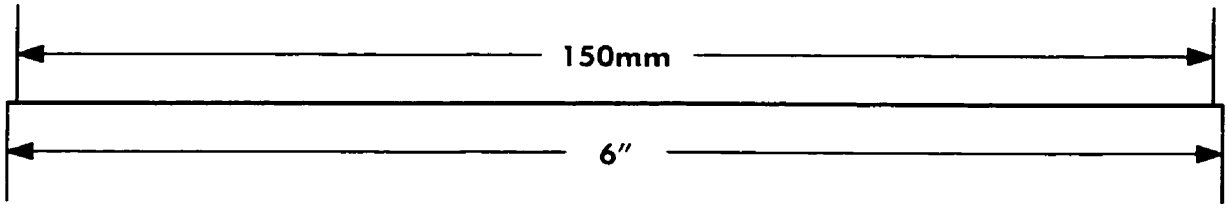
Naturellement, on aura intérêt à simuler des superpositions de sources pour lesquelles la durée de la période globale est raisonnable (quelques milliers de cellules).

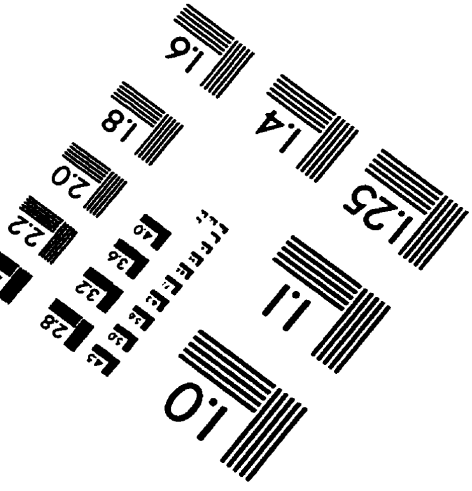
IMAGE EVALUATION
TEST TARGET (QA-3)

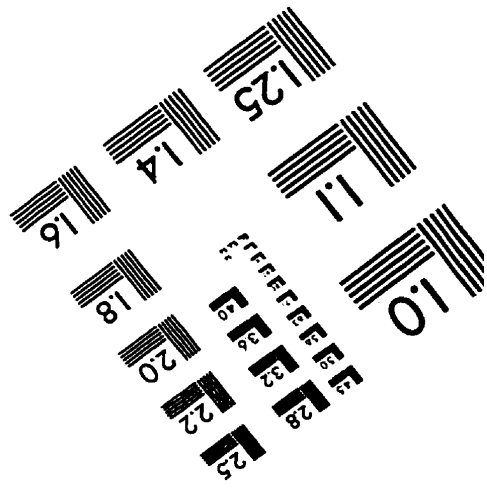












APPLIED IMAGE, Inc
1653 East Main Street
Rochester, NY 14609 USA
Phone: 716/482-0300
Fax: 716/288-5989

© 1993, Applied Image, Inc., All Rights Reserved