UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

SYNTHÈSE DE RÉSEAUX MULTIDÉBITS ET ATM SOUS CONTRAINTES DE FIABILITÉ : MODÉLISATION ET RÉSOLUTION

FLORENT MOBIOT
DÉPARTEMENT DE MATHÉMATIQUES ET DE GÉNIE INDUSTRIEL
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLÔME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES
(MATHÉMATIQUES APPLIQUÉES)
JUIN 1999

© Florent Mobiot, 1999.

National Library of Canada
Bibliothèque nationale du Canada

Acquisitions and Bibliographic Services
Acquisitions et services bibliographiques

395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

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.

0-612-53591-6

Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé:

SYNTHÈSE DE RÉSEAUX MULTIDÉBITS ET ATM SOUS CONTRAINTES DE FIABILITÉ : MODÉLISATION ET RÉSOLUTION

présenté par: MOBIOT Florent

en vue de l'obtention du diplôme de: Maîtrise ès sciences appliquées

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

M. SAVARD Gilles, Ph.D., président

Mme SANSÒ Brunilde, Ph.D., membre et directrice de recherche

M. GIRARD André, Ph.D., membre et codirecteur de recherche

M. CONAN Jean, Ph.D., membre

À mes parents, mes frères et sœurs
et à la mémoire de mon grand-père.

Remerciements

Je tiens à remercier particulièrement ma directrice de recherche, Mme Brunilde Sansò, pour la proposition de ce sujet, son encadrement professionnel et personnel ainsi que son aide inestimable. Un grand merci va aussi à mon codirecteur, M. André Girard pour ses remarques avisées et ses nombreux conseils.

Je destine aussi mes remerciements au Ministère de l'Enseignement Supérieur, de la Recherche Scientifique et de l'innovation technologique de la République de Côte d'Ivoire pour l'appui financier qu'il m'a octroyé pendant la durée de cette maîtrise.

Toute ma gratitude va à ma famille pour son soutien moral, ses encouragements précieux pendant les moments les plus difficiles. J'adresse une pensée toute spéciale à mes parents pour tous les sacrifices qu'ils ont consentis pour moi : **Bia, Enancie**.

Je remercie aussi des êtres chers, Marie-Chantal et Yannick (Nikou), pour leur amour et leur support moral tout au long de ces études.

Merci enfin à tous mes amis et à mes collègues de bureau, Hatem, Antoine, Rachid, Jean-François et Michaëla ainsi que le personnel du GERAD sans lesquels ce séjour n'aurait sûrement pas été si agréable.

Résumé

Ce mémoire porte sur la synthèse de réseaux de télécommunications multidébits à commutation de circuits et ATM avec des contraintes de fiabilité. Ces réseaux à haut débit sont destinés à écouler divers types de trafics de caractéristiques et d'exigences de qualité de service variées au sein de la même infrastructure. Dans un tel contexte d'intégration de services, il est aisé de saisir l'ampleur des dommages que peut causer une panne dans le réseau de transmission.

Il existe de nombreuses définitions de la notion de fiabilité des réseaux de communication. Ces définitions, souvent reliées à la connexité du graphe du réseau, sont difficiles à calculer voire NP-difficiles. Dans ce travail, nous choisissons plutôt d'adopter la philosophie de modélisation proposée par Sansò et Soumis (1991) qui caractérise la fiabilité comme une mesure de la performance du réseau en cas de panne, c'est-à-dire l'espérance du trafic perdu compte tenu des pannes dans le réseau de transmission. Le calcul d'une telle mesure de fiabilité conjugué à l'intégration de services de types différents nous obligent à considérer des modèles de performance faciles à évaluer tout en étant relativement précis.

Le problème de synthèse revient donc à assigner, à coût minimum, des capacités aux liens du réseau commuté (problème de dimensionnement) et à déterminer un acheminement d'appels optimal afin de minimiser les pertes de trafic même en cas de panne (problème d'acheminement).

Pour résoudre le sous-problème d'acheminement, nous proposons un modèle multiflot qui tient compte des pannes dans le réseau de transmission et de leur impact au niveau commuté. Nous appliquons cette approche aux réseaux multidébits à commutation de circuits ainsi qu'aux réseaux ATM. Nous présentons une méthode de résolution itérative d'assignation de capacité et de flot pour le problème de synthèse dans laquelle on traite successivement les sous-problèmes d'acheminement et de dimensionnement.

Ces modèles ont l'avantage d'être relativement faciles à comprendre, rapides en temps de calcul et indépendants d'une méthode d'acheminement d'appels utilisée en temps réel. En outre, nous montrons sur un réseau type, qu'en général notre démarche conduit à des réseaux fiables avec des coûts comparables sinon nettement inférieurs à ceux que fournissent des méthodes utilisées dans l'industrie.

Abstract

The subject of this thesis is the synthesis of multirate circuit-switched and ATM telecommunication networks under reliability constraints. These broadband networks are intended to carry many traffic types having different characteristics and QoS requirements within a single framework. In this context of service integration, reducing traffic losses caused by failures in the transmission network are of great importance. Therefore, we propose models and resolution approaches for the design of cost-effective and robust networks.

Several definitions of network reliability have been considered in the literature. These definitions which are closely related to the connectivity of the graph representing the network, are NP-hard to compute. In this thesis, we prefer to adopt the modeling philosophy proposed by Sansò and Soumis (1991) which characterizes reliability as a measure of network performance in the event of failure that is, the expected lost traffic due to failures in the transmission network. The computation of this measure, combined the integration of several service types, requires us to develop performance models which are easy to solve, yet are still accurate.

The synthesis problem thus involves assigning capacities to the switched network links at minimum cost (dimensioning problem) and finding an optimal call routing which minimizes the lost traffic in the event of failure (call routing problem).

We propose a multicommodity flow model to solve the call routing subproblem which takes into account the transmission network failures and their impact on the switched network. We apply this approach to multirate circuit-switched and ATM networks. For the synthesis problem, we present an iterative solution method for capacity and flow assignment where we repeatedly solve the dimensioning and call routing subproblems.

These models have the advantage of being simple, fast in terms of CPU times, and independent from any real-time call routing method. For a typical network,

we show that our approach yields reliable networks whose costs are comparable and even lower than those produced by standard methods.

Table des matières

DÉDICACE iv

REMERCIEMENTS v

RÉSUMÉ vi

ABSTRACT viii

TABLE DES MATIÈRES x

LISTE DES TABLEAUX xiv

LISTE DES FIGURES xv

LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS xvii

LISTE DES ANNEXES xix

INTRODUCTION 1

CHAPITRE 1: FIABILITÉ ET PLANIFICATION DE RÉSEAUX DE COMMUNICATION MULTISERVICES 5

1.1 Réseaux de communication multiservices 6

1.1.1 Réseaux multidébits à commutation de circuits 6

1.1.2 Réseaux de paquets de type ATM 7

1.2 Synthèse de réseaux de communication multiservices 8

1.2.1 Mesures de performance 9

1.2.2 Acheminement d'appels 11

1.2.3 Dimensionnement et routage de circuits 12

1.3 Fiabilité dans les réseaux de communication 14

1.3.1 Propagation des pannes 14

1.3.2 Espérance du trafic perdu dû aux pannes 16

1.4 Conclusion 17

CHAPITRE 2: SYNTHÈSE DE RÉSEAUX MULTIDÉBITS AVEC CONTRAINTES DE FIABILITÉ 18

2.1 Modèle de synthèse 18

2.1.1 Formulation mathématique du modèle 20

2.1.2 Probabilités de blocage d'appels 25

2.2 Technique de résolution 31

2.2.1 Sous-problème : acheminement d'appels 31

2.2.2 Problème maître : allocation de capacités 34

2.2.3 Ajustement des pénalités α 34

2.3 Algorithme de résolution 36

2.4 Méthode comparative 39

2.5 Conclusion 39

CHAPITRE 3: SYNTHÈSE DE RÉSEAUX ATM AVEC CONTRAINTES DE FIABILITÉ 41

3.1 Débit équivalent 42

3.2 Modèle de synthèse 46

3.2.1 Problème d'acheminement (PA) 47

3.2.2 Formulation du modèle de synthèse 48

3.3 Technique de résolution 48

3.4 Méthode de référence 50

3.4.1 Routage de VP 51

3.4.2 Acheminement d'appels 51

3.4.3 Allocation de la largeur de bande aux VPs 51

3.5 Conclusion 52

CHAPITRE 4: RÉSULTATS NUMÉRIQUES 54

4.1 Présentation du réseau cible 54

4.2 Difficultés rencontrées dans la méthode MF 56

4.2.1 Acheminement d'appels 56

4.2.2 Dimensionnement 57

4.2.3 Convergence de l'algorithme 60

4.3 Résultats comparatifs des réseaux multidébits 62

4.3.1 Coûts de dimensionnement 62

4.3.2 Comparaisons des QS pour chaque état 63

4.4 Résultats comparatifs des réseaux ATM 73

4.4.1 Coûts de dimensionnement 73

4.4.2 Comparaisons des QS pour chaque état 74

4.5 Comparaisons des réseaux multidébits et ATM 82

4.6 Conclusion 82

CONCLUSION **84**

BIBLIOGRAPHIE **86**

ANNEXES **91**

Liste des tableaux

1.1 Classes de service dans les réseaux ATM 8

4.1 Paramètres des classes de service 55

4.2 Coûts et performances des réseaux multidébits 63

4.3 Coûts et performances des réseaux ATM 74

Liste des figures

1.1 Décomposition d'appels dans les réseaux ATM 10

1.2 Acheminement par partage de charge 12

1.3 Routage de circuits 13

1.4 Propagation des pannes du réseau physique au réseau logique 15

2.1 Modèle de perte 26

2.2 Détournement de flot sur les chemins 29

2.3 Probabilités de blocage de bout-en-bout 30

2.4 Algorithme de résolution 37

3.1 Région d'admission d'appels 43

4.1 Réseau cible 55

4.2 Probabilités de blocage vs trafic, Modèle de Labourdette 58

4.3 Dérivées des probabilités de blocage vs trafic 58

4.4 Probabilités de blocage vs le nombre de circuits 59

4.5 Dérivées des probabilités de blocage vs le nombre de circuits 59

4.6 Courbes et dérivées de la fonction de dimensionnement 61

4.7 Taille des faisceaux des réseaux MF et SG (routage SG) 64

4.8 Différence entre les faisceaux des réseaux MF et SG (routage SG) . . 64

4.9 Taille des faisceaux des réseaux multidébits 65

4.10 QS lorsque (2-14) en panne (multidébit, routage SG) 66

4.11 QS lorsque (4-7) en panne (multidébit, routage SG) 66

4.12 QS lorsque (6-8) en panne (multidébit, routage SG) 67

4.13 QS lorsque (10-11) en panne (multidébit, routage SG) 67

4.14 Distribution des QS lorsque (6-8) en panne (multidébit, routage SG) . 69

4.15 QS lorsque (1-8) en panne (multidébit, routage 50-50) 70

4.16 QS lorsque (1-13) en panne (multidébit, routage 50-50) 70

4.17 QS lorsque (5-15) en panne (multidébit, routage 50-50) 71

4.18 Différence entre les faisceaux des réseaux MF 50-50 et MF 72

4.19 Différence entre les faisceaux des réseaux MF 67-33 et MF 72

4.20 Taille des faisceaux des réseaux VP et MF (routage SG) 75

4.21 Différence entre les faisceaux des réseaux VP et MF (routage SG) . . 75

4.22 QS classe 2 lorsque (1-3) en panne (ATM, routage SG) 77

4.23 QS classe 3 lorsque (1-3) en panne (ATM, routage SG) 77

4.24 QS classe 2 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage SG) 78

4.25 QS classe 3 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage SG) 78

4.26 Distribution des QS (classe 3) lorsque (1-3) en panne (ATM, routage SG) 79

4.27 QS classe 3 lorsque (3-5) en panne (ATM, routage 50-50) 80

4.28 QS classe 2 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage 50-50) 80

4.29 QS classe 3 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage 50-50) 81

4.30 Différence entre les faisceaux des réseaux VP et MF (routage 50-50) . 81

Liste des sigles et abréviations

ATM	Mode de transfert asynchrone (« Asynchronous Transfer Mode »)
BBU	Débit de base en nombre de circuits (« Base Bandwidth Unit »)
CAC	Contrôle d'admission d'appels (« Connection Admission Control » ou « Call Admission Control »)
CBR	Débit constant (« Constant Bit Rate »)
CDV	Variation du délai par cellule (« Cell Delay Variation »)
CLP	Probabilité de perte de cellules (« Cell Loss Probability »)
CTD	Délai de transfert par cellule (« Cell Transfer Delay »)
ITU-T	Union internationale des télécommunications (« International Telecommunication Union – Telecommunication standardization sector »)
MCR	Débit moyen de cellules (« Mean Cell Rate »)
MF	Multiflot
o-d	origine-destination
PA	Problème d'acheminement
PCC	Plus court chemin
PCR	Débit maximum de cellules (« Peak Cell Rate »)
PD	Problème de dimensionnement
PNNI	Private « Network-Network » ou « Network-Node » Interface
QS	Qualité de service
RNIS-LB	Réseau numérique à intégration de services large bande

VBR	Débit variable (« Variable Bit Rate »)
VC	Circuit virtuel (« Virtual Channel »)
VP	Chemin virtuel (« Virtual Path »)

Liste des annexes

ANNEXE A: FORMATS DES FICHIERS D'ENTRÉE ET DE SORTIE **91**

A.1 Fichiers d'entrée 91

A.2 Fichiers de sortie 93

Introduction

Traditionnellement, les services de télécommunications de type téléphonique, vidéo ou de transfert de données sont pris en charge par différents réseaux de communication utilisant des techniques diverses de commutation ou modes de transfert de l'information. Cette distinction entre d'une part, les réseaux téléphoniques et les réseaux de câble vidéo, et d'autre part, les réseaux de transmission de données comme X.25, vient du fait que ces réseaux étaient bâtis pour répondre spécifiquement aux exigences du seul service pour lequel ils étaient conçus. Ces dernières années, avec l'apparition de nouveaux services de communication tel que le multimédia et l'explosion de la demande en capacité de communication, la philosophie « un réseau pour un service » est désormais révolue. Aussi, le concept de *réseau numérique à intégration de services large bande* (RNIS-LB) est-il né du souci d'économiser et de simplifier l'accès à tous ces services en fournissant aux abonnés une interface commune et donc une seule infrastructure pour toutes les applications de communication courantes et à venir.

Le défi est de taille car ces réseaux dits multiservices acheminent des trafics très variés qu'on regroupe en **classes de service**. Chaque classe de service contient les appels qui possèdent des caractéristiques de trafic et des exigences similaires ou voisines appelées **qualité de service** (QS). Le problème est donc de concevoir — à moindre coût — un réseau qui peut écouler le maximum de trafic tout en répondant, de façon satisfaisante, aux exigences de chaque classe de service. Face à cette question, on se demande si ces réseaux multiservices ne pourraient pas être réalisés grâce aux deux principales technologies existantes : la *commutation de circuits* et la *commutation de paquets*.

La commutation de circuits permet l'acheminement du trafic à débit constant en réservant la bande passante requise par chaque appel pendant toute sa durée. Cette technique a l'avantage de simplifier les procédures d'accès au réseau et la gestion des appels en cours. Ainsi, si le réseau qui implante cette technique de commutation ne

peut allouer les ressources exigées par un appel entrant, celui-ci est alors refusé et rejeté.

Quant à la commutation de paquets originalement inventée pour des réseaux peu fiables en termes d'erreurs de transmission, elle consiste à acheminer les flots de trafic entrants en les fragmentant en paquets plus petits qui transitent dans le réseau. Une telle technique implique une gestion plus complexe du trafic écoulé avec des équipements terminaux capables de reconstituer les messages fragmentés. Contrairement à la commutation de circuits, la commutation de paquets est particulièrement bien adaptée aux services sporadiques tels que la transmission de données qui admettent des délais.

Grâce à sa flexibilité, le *mode de transfert asynchrone* de l'information (ATM pour **Asynchronous Transfer Mode**) représente la technologie toute désignée[1] pour implanter les réseaux multiservices tels que le RNIS-LB. Les réseaux ATM peuvent écouler du trafic de débit sporadique aussi bien que du flux constant à l'aide de cellules de taille fixe de 53 octets multiplexées statistiquement sur les liens de transmission. Cette technologie est un véritable compromis entre les deux modes de commutation précédemment cités parce qu'elle réunit en son sein leurs différentes caractéristiques. Pour des raisons d'analyse, nous nous intéresserons d'abord aux réseaux multidébits à commutation de circuits. Ce type de commutation est bien connu et maîtrisé, ce qui constitue une plate-forme intéressante pour étudier les phénomènes reliés aux réseaux multiservices. L'extension de la démarche aux réseaux ATM est dès lors possible lorsqu'on introduit des modèles de **débit équivalent** (Hui, 1988; Kelly, 1996).

Un autre défi est de tenir compte de la notion de fiabilité dans la synthèse des réseaux multiservices. En effet, l'utilisation de nouveaux moyens de transmission tels que la fibre optique conduit à la planification de réseaux de communication peu denses dotés de liens physiques à très haut débit. Chaque lien peut donc porter une grande part du trafic et ainsi causer d'importants préjudices en cas de panne. Ceci explique le regain d'intérêt que connaît l'étude de la fiabilité dans le processus de synthèse de réseaux à haut débit.

[1] Recommandation I.121 de l'UIT-T

Ce problème de planification s'articule autour des mesures de performance du réseau qui sont principalement les probabilités de blocage de bout-en-bout ou qualité de service d'appel. Ce calcul qui, pour les réseaux à commutation de circuits, se ramène à la résolution d'un point fixe faisant appel à la fonction d'Erlang-B (Girard et Ouimet, 1983; Keliy, 1986) nécessite des modèles beaucoup plus complexes dans le cas de réseaux multiservices (Kaufman, 1981; Roberts, 1981).

En ce qui a trait à la fiabilité, mentionnons que l'évaluation des mesures traditionnelles de connexité dans les réseaux est un problème NP-difficile (Ball, 1979). Nous considérons une mesure de la fiabilité plus réaliste du point de vue des réseaux de télécommunications à savoir **l'espérance du trafic perdu dû aux pannes** (Girard et Sansò, 1998; Sansò, 1988; Sansò et Soumis, 1991; Sansò et al., 1991). Pour estimer cette mesure, nous tenons compte du fait que les pannes se produisent dans le réseau de transmission et leurs effets influent sur les couches supérieures du réseau. Ce calcul est ardu dans la mesure où l'énumération de toutes les pannes qui peuvent survenir dans le réseau est d'ordre exponentiel.

Le but de ce mémoire est donc d'une part, de modéliser ce problème de fiabilité en tenant compte des différentes couches du réseau (physique et logique), et d'autre part, d'y incorporer les modèles de commutation précis. Nous proposons alors des modèles basés sur la théorie des multiflots pour la synthèse de réseaux multidébits et ATM avec contraintes de fiabilité. Ces modèles ont l'avantage d'être faciles à comprendre car issus d'une théorie bien connue et ils permettent en outre d'éviter la complexité introduite par le calcul du point fixe d'Erlang.

Ce travail est organisé comme suit. Le processus de planification de réseaux de communication peut s'insérer dans le schéma général que nous décrirons dans le chapitre 1. Nous y présenterons la méthode de calcul de la mesure de fiabilité.

Au chapitre 2, nous donnerons notre démarche pour résoudre le problème de synthèse de réseaux multidébits à commutation de circuits en tenant compte de la fiabilité. Pour obtenir un modèle efficace, il y a un compromis à faire entre la précision et la rapidité de la méthode. Nous opterons donc pour une formule d'évaluation de la performance des réseaux capable d'allier ces deux aspects (Labourdette et Hart, 1992). Nous mettrons en évidence dans le chapitre 3, les différences du modèle de

synthèse pour les réseaux ATM par rapport aux réseaux multidébits. Dans ces deux cas, nous exposerons brièvement des méthodes de synthèse comparatives.

Dans le chapitre 4, nous présenterons les résultats numériques de nos modèles que nous comparerons à ceux obtenus par les méthodes comparatives décrites aux chapitres 2 et 3.

CHAPITRE 1

Fiabilité et planification de réseaux de communication multiservices

L'introduction de la fibre optique comme moyen de transmission dans les réseaux multiservices tend à influencer les méthodes de synthèse courantes. Ces réseaux, dotés de liens de transmission à haut débit, sont de fait des graphes peu denses. En outre, compte tenu de leur nature, ces réseaux peuvent écouler du trafic varié et très important. L'impact d'éventuelles pannes est donc à considérer dans le processus de planification de réseaux multiservices, puisque leur effet est très coûteux.

Le calcul de la fiabilité est un problème NP-difficile quand on considère les formulations classiques relatives à la connexité du graphe du réseau (Ball, 1979). Dans le cas de réseaux de communication, la fiabilité doit correspondre à un niveau de satisfaction minimum qu'on veut offrir aux abonnés. C'est donc une mesure qui se réfère à la performance du réseau telle que décelée par les utilisateurs.

Dans ce chapitre, nous définissons brièvement les réseaux multiservices et nous exposons la démarche de planification commune à ces réseaux. Nous montrons comment obtenir une mesure réaliste de la fiabilité dans les réseaux de communication, nous décrivons l'effet des pannes et la façon d'en tenir compte dans notre approche de synthèse.

1.1 Réseaux de communication multiservices

Les réseaux multiservices sont capables d'écouler simultanément plusieurs services de communication ayant des caractéristiques différentes. On peut les implanter à l'aide de la commutation de circuits en tenant compte des exigences de qualité de service (voir section 1.1.1). Toutefois, les réseaux de paquets à haut débit de type ATM représentent le standard adopté par l'UIT-T (1991). La particularité commune à ces deux modes est leur caractère *orienté connexion* qui permet d'alléger grandement la gestion du trafic. En effet, tout le flux de trafic d'un service pour un même couple origine-destination emprunte le même chemin jusqu'à la destination.

1.1.1 Réseaux multidébits à commutation de circuits

Dans les réseaux multidébits à commutation de circuits, la caractéristique distinctive d'une classe de service est le **débit** caractérisé par la largeur de bande requise par chacun des appels de ce service. En effet, pour chaque nouvelle connexion, on réserve et dédie la largeur de bande exigée par la classe concernée sur tous les liens consécutifs qui forment le chemin entre son origine et sa destination (Girard, 1990).

Le débit est généralement exprimé en nombre de circuits; le circuit représente la plus petite largeur de bande requise pour une connexion appelée encore *débit de base*, en anglais **Base Bandwidth Unit** (BBU). Dans le réseau téléphonique, par exemple, chaque connexion de voix utilise un circuit à un débit de 64 kbps. Le rôle du commutateur de circuits est donc de relier pour chaque connexion, un ou plusieurs circuits entrants dans un commutateur à un nombre égal de circuits sortants.

Cette allocation de ressources par réservation du débit assure ainsi la garantie de toutes les autres mesures de qualité de service (délai, variation du délai, pertes) pendant toute la durée de la connexion. C'est pourquoi la commutation de circuits est adaptée aux services qui sont très sensibles aux variations de délai (voix, vidéo), puisqu'elle n'en induit pas, ainsi que pour les sources à débit uniforme. Toutefois, la commutation de circuits s'avère peu efficace pour certains types d'appels. Par exemple, pour des appels qui requièrent un débit non multiple du BBU, le réseau

doit allouer un nombre de circuits supérieur à celui qui est demandé. Le réseau à commutation de circuits se comporte moins bien aussi face aux appels qui produisent du trafic sporadique, car la capacité réservée demeure inutilisée pendant une partie de la communication. Pour pallier ces inconvénients, on peut recourir à la commutation de paquets (Bertsekas et Gallager, 1992).

1.1.2 Réseaux de paquets de type ATM

Les réseaux ATM sont des réseaux de paquets qui peuvent être qualifiés d'hybrides parce qu'ils allient la commutation de paquets à haut débit à la commutation de circuits. L'information d'une session donnée est transmise par l'intermédiaire de cellules fixes de 53 octets qui suivent toutes le même trajet entre leur origine et leur destination. On parle alors de *circuit virtuel* (VC).

Contrairement à la commutation de circuits, il n'y a pas de réservation de bande passante sur les arcs du chemin; toute la capacité du lien est disponible pour la transmission. Les cellules de toutes les sources de trafic offertes à un lien sont réunies dans une ou plusieurs files d'attente et transmises selon leur ordre d'arrivée : c'est le principe du *multiplexage statistique* (Bertsekas et Gallager, 1992) qui permet une utilisation plus efficace du lien.

L'ATM offre des services de communication point à point ou de conférence multiusager (Sansò, 1999), à débit constant (CBR) ou à débit variable (VBR) de même que des services sans garantie de QS.

L'UIT-T regroupe ces services en classes selon que :

- le service est synchrone entre l'origine et la destination;
- le débit requis pour la connexion est constant ou variable;
- le service est orienté connexion.

Basé sur ces paramètres, nous présentons au tableau 1.1 les classes de service les plus significatives. La classe A regroupe les services d'émulation de circuit, la classe B les services synchrones à débit variable, la classe C les services de transmission de données orientés connexion et la classe D les services de transmission de données non orientés connexion.

Tableau 1.1: Classes de service dans les réseaux ATM

Classe de service	A	B	C	D
Service synchrone	oui		non	
Débit	CBR	VBR		
Orienté connexion	oui			non

Lors de l'établissement d'un appel, on définit une connexion virtuelle entre les nœuds qui désirent échanger de l'information. Cette connexion virtuelle formée de VC concaténés fournit un chemin que suivront toutes les cellules de la connexion. Les nœuds intermédiaires doivent alors reconnaître et envoyer chaque cellule vers le lien sortant correspondant. On perçoit aisément que ces traitements rendraient trop coûteux voire impossible la gestion du trafic dans les réseaux ATM de très grande taille.

Pour simplifier l'architecture des réseaux ATM et la gestion du trafic, Sato et al. (1990) proposent d'ajouter le concept de *chemin virtuel* (VP) à celui de VC. Ces concepts sont des niveaux purement logiques pour faciliter l'acheminement dans les réseaux ATM. Un VP est un lien logique entre deux nœuds doté d'une largeur de bande et qui regroupe plusieurs VC d'après certains paramètres de trafic. Les VC peuvent être agrégés par classe de service, c'est-à-dire suivant leur type de connexion ou leurs critères de qualité de service.

1.2 Synthèse de réseaux de communication multiservices

On considère généralement que les réseaux de télécommunications sont constitués de deux sous-réseaux superposés : un **réseau de transmission** sous-jacent à un **réseau commuté**. Le réseau de transmission, encore appelé **réseau physique**, est composé de nœuds ou *multiplexeurs* reliés entre eux par des *liens de transmission* (fibres optiques, câble coaxial, etc.). Le réseau commuté est en fait un niveau logique qu'on adjoint à la couche physique pour assurer les fonctionnalités liées au mode de

commutation implanté. Le niveau commuté est chargé de l'affectation aux usagers de la bande passante disponible dans le réseau physique. Il est aussi formé d'arcs logiques nommés *faisceaux* en commutation de circuits et de nœuds logiques qui sont des *commutateurs*. Par analogie, les liens logiques dans les réseaux ATM sont les VP.

La synthèse de réseaux de communication pose deux problèmes d'optimisation : l'acheminement des appels et le dimensionnement qui consiste à trouver les capacités adéquates sur les liens logiques (allocation de capacité) ainsi que le routage optimal de ces liens dans le réseau physique (routage de circuits).

L'adaptation des formulations de ces problèmes aux réseaux multiservices peut se faire en autant qu'on considère des mesures de performance appropriées tenant compte des différentes classes de service. À ce propos, Girard (1999) présente une revue de modèles de synthèse pour des réseaux multiservices à commutation de paquets et à commutation de circuits. Pour la plupart de ces modèles, on s'intéresse soit au niveau commuté soit au niveau de transmission.

1.2.1 Mesures de performance

On peut utiliser diverses mesures de performance ou de qualité de service suivant le type de réseaux, le mode de commutation et le service considérés. En ce qui concerne les réseaux à commutation de circuits, la **probabilité de blocage d'appels** est la mesure utilisée pour représenter la performance du réseau (Girard, 1990).

Dans les réseaux ATM, on peut décomposer le processus d'appels en plusieurs niveaux dont les niveaux appel, rafale, cellule qu'on représente à la figure 1.1 tirée de Hui (1988).

À ces niveaux qui traduisent les différentes échelles de temps impliquées lors d'un appel ATM, on peut associer des mesures de performance. Au niveau appel, la seule mesure d'intérêt est la probabilité de blocage d'appels encore appelée QS d'appel. Pour les niveaux rafale et cellule, Onvural (1995) donne une liste exhaustive des mesures de QS dont :

- la probabilité de perte de cellules (CLP);

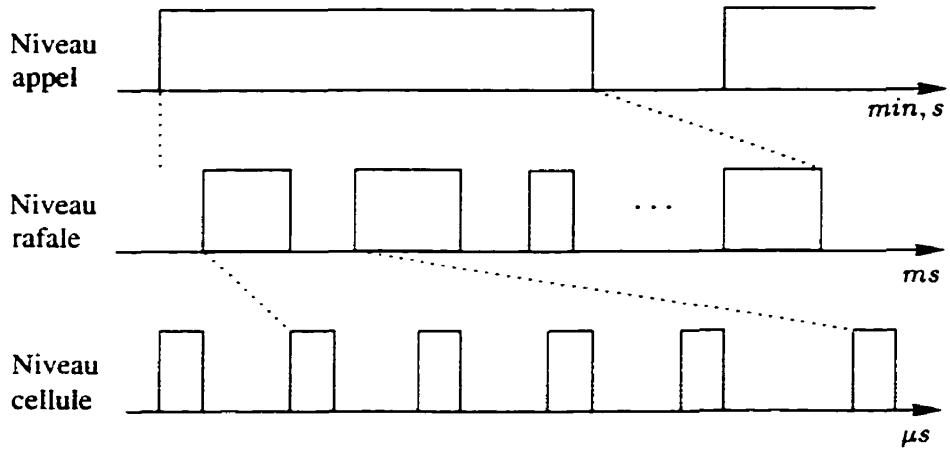


Figure 1.1: Décomposition d'appels dans les réseaux ATM

- le délai de transfert par cellule (moyen) (CTD);
- la gigue qui est la variation du délai par cellule par rapport le délai moyen (CDV).

Dans le cadre de ce travail, nous ne retiendrons que le CLP comme mesure de performance pour les niveaux rafale et cellule. Cette mesure provient du fait que le réseau rejette certaines cellules lorsqu'il est incapable de maintenir ses standards en termes de délai en cas de congestion par exemple, ou encore lorsque les tampons débordent.

Il n'est pas aisé d'établir directement une mesure de performance au niveau appel comme on le fait pour les réseaux à commutation de circuits. La notion d'appel en ATM peut englober plusieurs types de connexions ou services comme c'est le cas pour du trafic multimédia. Néanmoins, grâce au concept de débit équivalent (Hui, 1988; Kelly, 1996), on peut ramener les mesures de QS à une mesure de performance au niveau appel. En effet, le débit équivalent est une mesure statistique de la largeur de bande requise par un appel pour satisfaire ses exigences de QS des niveaux cellule et rafale. Au chapitre 3, nous en présenterons une méthode de calcul. Ainsi, pour les réseaux ATM de même que les réseaux multidébits à commutation de circuits, la performance du réseau peut être évaluée grâce aux modèles de blocage des files sans attente (Kaufman, 1981; Roberts, 1981).

1.2.2 Acheminement d'appels

La performance des réseaux dépend fortement des méthodes d'acheminement d'appels employées. Dans les réseaux à commutation de circuits ou de type ATM offrant des services orientés connexion, l'acheminement d'appels consiste en la gestion des appels depuis leur établissement jusqu'à leur déconnexion. En commutation de circuits, un appel est bloqué si les ressources sont insuffisantes sur tous les chemins possibles entre son origine et sa destination. Pour l'ATM, un appel est refusé si son acceptation entraînerait une dégradation significative de la QS cellule des autres appels en cours dans le réseau. En d'autres termes, si les ressources du réseau ATM sont insuffisantes face au débit équivalent d'un nouvel appel, alors celui-ci est bloqué.

Il n'y a pas de consensus en ce qui concerne les modèles d'acheminement pour l'ATM. Ce n'est que récemment que l'ATM Forum a proposé le «Private Network to Network Interface» (PNNI) comme standard de procédure d'acheminement pour ce type de réseaux. Dans les faits, on utilise encore les modèles classiques d'optimisation de l'acheminement pour les réseaux multidébits à commutation de circuits qu'on adapte pour l'ATM. Dans le paragraphe qui suit, nous exposons brièvement une technique simple d'acheminement appelée partage de charge (Girard, 1990), car elle s'apparente à nos modèles d'acheminement multiflot décrits aux chapitres 2 et 3. Cette technique est, en effet, celle qui se rapproche le plus de ce que nos modèles d'acheminement représentent.

Partage de charge

C'est une règle qui n'est pas utilisée directement dans les réseaux mais qui peut servir de base à des techniques plus efficaces. Contrairement aux règles d'acheminement dites adaptatives, basées sur des mesures périodiques de l'état de charge du réseau, le partage de charge est statique. La procédure d'acheminement est fixée lors de la planification selon l'optimisation des critères de performance du réseau.

La figure 1.2 décrit le fonctionnement de cette technique. Tout nouvel appel de paire origine-destination p (du nœud o vers le nœud d) et de classe c est offert à un chemin l. La sélection de ce chemin est faite parmi une liste de chemins disponibles pour cette paire p selon une règle déterminée par les probabilités ou coefficients de

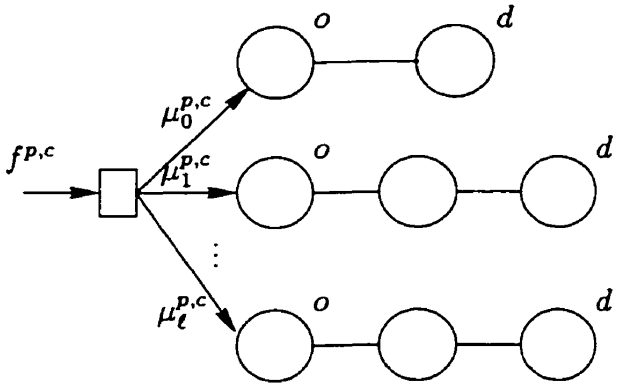


Figure 1.2: Acheminement par partage de charge

partage de charge $\mu_\ell^{p,c}$ (avec $\sum_\ell \mu_\ell^{p,c} = 1$). L'appel est bloqué et rejeté si ce chemin l ne dispose pas de ressources suffisantes. Les coefficients sont calculés de façon à maximiser la performance du réseau pour une prévision de la demande et ils ne sont pas modifiés en cours d'opération.

1.2.3 Dimensionnement et routage de circuits

Le dimensionnement réside dans l'allocation de capacités aux liens du réseau logique et le routage de circuits consiste à déterminer quels arcs du réseau de transmission vont effectivement servir de support physique pour ces liens. Cette démarche tient compte des coûts de routage de circuits et des demandes de trafic escomptées pour chaque classe de service.

Allocation de capacités

L'allocation de capacités est un problème qui s'adresse au réseau logique. Il se traduit par un problème d'optimisation avec contraintes de garantie de qualité de service. C'est pourquoi ce problème est très lié à la technique d'acheminement choisie pour apprécier les flots de trafic offerts aux arcs, et ainsi évaluer la performance du réseau. Dans ce problème, le coût total du réseau, fonction du nombre de circuits installés sur chacun de ses liens, est généralement l'objectif à minimiser.

Routage de circuits

Nous avons déjà mentionné que les réseaux de communication sont formés d'un réseau logique et d'un réseau physique. La connexité du réseau commuté est assurée par le routage de ses arcs logiques dans le réseau de transmission.

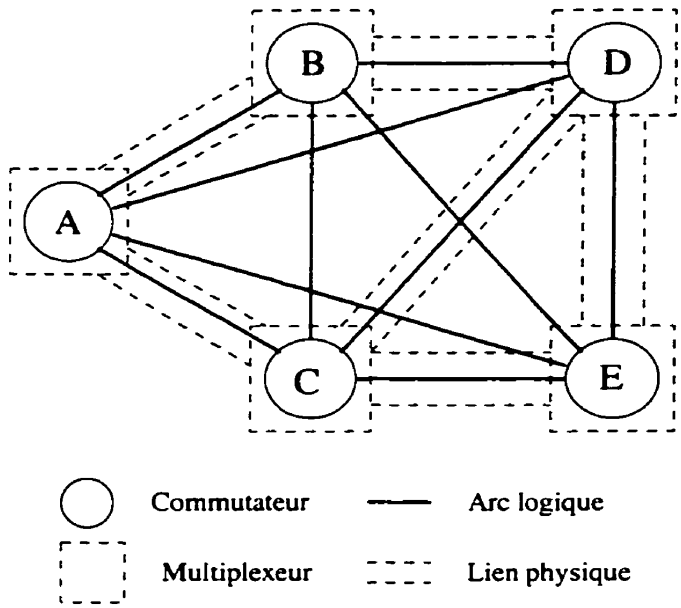


Figure 1.3: Routage de circuits

Une approche simple consiste à router chaque arc logique sur un ou plusieurs plus courts chemins choisis à priori entre ses nœuds origine et destination. On optera de préférence pour des *routes* (ou chemins) arc-disjointes afin d'augmenter la robustesse du réseau (Girard et Sansò, 1998; Sansò et al., 1992). À la figure 1.3, l'arc logique (A, B) peut être construit à partir des chemins (A, B) et (A, C, D, B) du réseau de transmission si on choisit un routage à partir de deux *plus courts chemins* (PCC) arc-disjoints. Le ratio de circuits fourni par chaque route est déterminé de façon à rendre le réseau plus fiable. Pour un routage de circuits à partir d'un premier et d'un second PCC, on peut parler de routage 50-50, 75-25, 2/3-1/3, etc. selon les proportions écoulées par chaque route.

Il existe d'autres méthodes qualifiées d'*algorithmes unifiés* exposées dans Girard (1990), Medhi (1994) et Savignac (1996) qui permettent d'optimiser l'acheminement, le routage de circuits ainsi que l'allocation de capacités dans la même procédure.

Le problème abordé par ces auteurs est la minimisation du coût du réseau sous des contraintes de QS. Malgré les simplifications qu'on pourrait y apporter, ce problème reste non linéaire et trop complexe pour être résolu de façon exacte. Ces algorithmes unifiés sont alors des heuristiques qui fournissent une solution approximative en décomposant le problème en deux étapes : une minimisation des coûts (allocation de capacités) suivie de l'optimisation du routage et de l'acheminement. Ces méthodes, quoique intéressantes, sont très coûteuses en termes de temps de calcul et ainsi ne sont applicables que pour la synthèse de petits réseaux.

Approche proposée

Dans la procédure de dimensionnement que nous proposons, nous considérons que le routage de circuits est fixé au préalable. Il peut être donné par une méthode de recherche de PCC arc-disjoints ou un quelconque algorithme d'optimisation. Le dimensionnement pris en compte dans ce travail concerne donc uniquement l'allocation de capacités dans le réseau commuté en présence de pannes.

1.3 Fiabilité dans les réseaux de communication

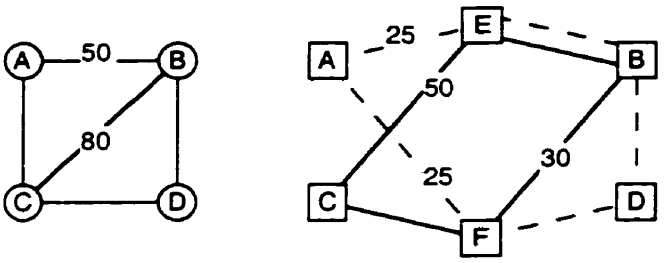
La fiabilité considérée traditionnellement dans la littérature est essentiellement basée sur une quelconque mesure de connexité associée au graphe du réseau. Sansò (1988) donne une revue de ces différentes définitions de la fiabilité. Toutefois en plus d'être NP-difficiles (Ball, 1979), ces mesures s'avèrent inappropriées pour des réseaux de communication car elles ne reflètent pas nécessairement la perception qu'ont les usagers de la qualité de service qu'ils reçoivent en cas de panne.

1.3.1 Propagation des pannes

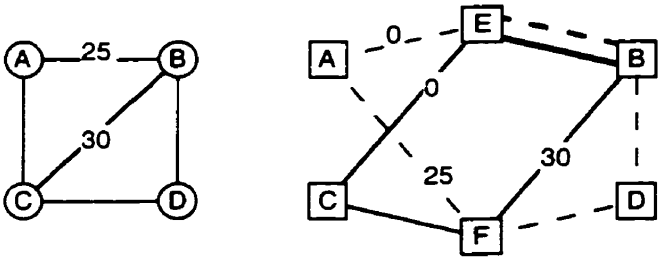
Les pannes surviennent en général dans le réseau de transmission mais leurs effets sur la performance sont perçus au niveau du réseau commuté. C'est le phénomène de la propagation des pannes du réseau physique au réseau logique qui s'explique par le couplage de ces deux niveaux effectué par le routage de circuits.

La propagation des pannes est illustrée à la figure 1.4 tirée de Girard et Sansò (1998). Cette figure représente les niveaux logique et physique d'un réseau. Le réseau logique à gauche est composé des commutateurs A, B, C et D et de 5 faisceaux. Le réseau physique situé à droite de la figure comprend 6 multiplexeurs. Les 50 circuits du faisceau entre les nœuds A et B sont routés dans le réseau physique pour 25 circuits sur le chemin (A, E, B) et 25 circuits sur le chemin (A, F, D, B). De même, le faisceau entre les nœuds C et B voit ses 80 circuits routés pour 50 circuits sur le chemin (C, E, B) et 30 circuits sur le chemin (C, F, B). Si le lien physique (E, B) tombe en panne, les chemins (A, E, B) et (C, E, B) ne sont plus disponibles. La capacité des deux faisceaux est ainsi réduite. Le faisceau (A, B) n'offre à présent que 25 circuits et (C, B) 30 circuits. Cette analyse est valable pour les réseaux ATM en remplaçant les faisceaux par les VP.

On peut aisément remarquer qu'une panne affecte en général plus d'un faisceau compte tenu de la méthode de routage choisie. De plus, il reste une certaine capacité à tous les faisceaux dans l'état de panne. Dans notre méthode de synthèse, pour



État nominal



Panne du lien (E, B)

Figure 1.4: Propagation des pannes du réseau physique au réseau logique

chaque état du réseau, il faudra donc calculer la réduction potentielle des capacités sur les arcs logiques et leur incidence sur la performance du réseau en fonction des flots de trafics offerts.

1.3.2 Espérance du trafic perdu dû aux pannes

Les demandes en connexions, leurs durées ainsi que les flots de trafic dans le réseau sont régis par des distributions stochastiques indépendantes par classe et par origine-destination. En l'occurence, nous admettons qu'ils suivent des lois poissonniennes, et par conséquent, ils décrivent un processus de Markov à temps continu (Girard, 1990). Dans un réseau de communication, la taille de l'espace des états de transition est très grande alors nous ne considérons que les seuls états stationnaires du réseau qui servent au calcul des probabilités de blocage d'appels.

En présence de pannes, le réseau doit pouvoir assurer un minimum de services aux abonnés c'est-à-dire limiter les pertes de trafic dues aux pannes. La mesure qui rend compte effectivement de l'impact des pannes est par conséquent *l'espérance du trafic perdu dû aux pannes.* Pour un état de panne donné, on estime cette valeur par la somme des trafics bloqués sur chaque arc du réseau. Cette approximation fournie par Girard et Sansò (1998), Sansò (1988), Sansò et Soumis (1991), Sansò et al. (1991) peut se généraliser aux réseaux multiservices. Elle est en effet réaliste si nous posons que les probabilités de blocage sont faibles et indépendantes sur les arcs. Toutefois, les pannes causent une augmentation des probabilités de blocage sur les arcs du réseau. L'approximation du trafic perdu n'est donc pas très bonne mais elle reste suffisante pour le dimensionnement de réseaux (Girard et Sansò, 1998).

Pour calculer cette mesure de fiabilité, nous devons déterminer les pertes de trafic dans tous les états possibles du réseau (état nominal et états de panne). Représentons le réseau commuté par le graphe non orienté $\mathcal{G}_C(\mathcal{V}, \mathcal{E})$ où $\mathcal{V}$ est l'ensemble des commutateurs et $\mathcal{E}$ l'ensemble des faisceaux. Le réseau de transmission est désigné par le graphe $\mathcal{G}_\mathcal{P}(\mathcal{N}, \mathcal{M})$ où $\mathcal{N}$ est l'ensemble des multiplexeurs et $\mathcal{M}$ l'ensemble des liens de transmission (voir figure 1.3). Nous supposons que les liens de transmission sont les seuls équipements qui peuvent faire défaut, les pannes de nœuds se ramenant à la panne de tous leurs arcs adjacents. Le nombre d'états

du réseau définis par la panne ou non d'un lien quelconque est alors exponentiel. En effet, si m représente le nombre de liens de transmission ($m = |\mathcal{M}|$) alors la cardinalité de l'espace d'états est égale à 2^m. Il faut donc faire d'autres hypothèses pour réduire la complexité du problème de fiabilité.

Étant donné que dans les réseaux de télécommunications, les probabilités de panne des liens de transmission sont relativement faibles, on admet que les pannes multiples sont suffisamment rares pour les négliger (Sansò et al., 1991). Le nombre d'états les plus probables utilisé pour calculer l'espérance du trafic perdu dû aux pannes se réduit donc à $(m + 1)$. Dans le cas où l'approximation de l'espérance du trafic perdu dû aux pannes serait une estimation trop pessimiste de sa véritable valeur, le modèle donne tout de même une borne supérieure au problème (Sansò, 1988; Sansò et al., 1991).

1.4 Conclusion

Dans ce travail, nous voulons développer des modèles de flot pour résoudre le problème de synthèse de réseaux multiservices en présence de panne. Il faut recourir à certaines simplifications qui nous permettent de réduire la complexité que comporte généralement ce genre de problème. Nous regroupons les demandes de connexion en classes de trafic selon leurs débits pour la commutation de circuits ou leurs exigences en termes de QS pour l'ATM. Nous fixons le routage de circuits et nous incluons l'influence des pannes en tenant compte de la propagation des pannes du réseau de transmission au réseau commuté. Pour notre analyse, il suffit de considérer que seulement les pannes uniques des liens de transmission peuvent survenir, ce qui réduit d'autant l'espace d'états à traiter pour obtenir la mesure de fiabilité.

Les difficultés apparentes dans ce type de problème sont liées à la détermination et la résolution de modèles rapides et précis pour évaluer la performance des réseaux multidébits à commutation de circuits et ATM.

CHAPITRE 2

Synthèse de réseaux multidébits avec contraintes de fiabilité

La synthèse de réseaux de communication consiste à déterminer les capacités à installer sur chaque lien logique et à proposer une politique d'acheminement des appels de sorte que le coût total du réseau est minimum. Pour les réseaux multidébits à commutation de circuits, une des difficultés réside dans l'évaluation de la qualité de service d'appel caractérisée par les probabilités de blocage de bout-en-bout. Nous considérons aussi un deuxième degré de difficulté qui est de prendre en compte la notion de fiabilité dans la procédure de synthèse et donc de garantir un niveau déterminé de QS même en cas de panne du réseau.

Dans ce chapitre, nous formulons un modèle multiflot utilisé pour dimensionner des réseaux multidébits à commutation de circuits avec fiabilité. Nous présentons l'approximation de Labourdette et Hart (1992) qui sert d'ossature dans le calcul de la performance des réseaux multidébits. Nous proposons ensuite un algorithme de résolution pour ce modèle et nous exposons une méthode alternative employée à des fins de comparaison.

2.1 Modèle de synthèse

Les réseaux multidébits à commutation de circuits sont caractérisés par leur aptitude à acheminer plusieurs services à différents débits. On regroupe ces services en classes — voix, vidéo, données, etc. — définissant des ensembles d'appels qui requièrent le même débit pour être connectés. En commutation de circuits, le débit

requis suffit à garantir la QS des appels acheminés par le réseau puisqu'il n'y a pas de multiplexage statistique du trafic des différents appels.

Nous cherchons à modéliser la synthèse de ces réseaux avec des contraintes de fiabilité. Pour cela, nous utilisons un routage de circuits dans le réseau physique fixé au préalable par une quelconque procédure d'optimisation. Nous avons aussi recours à des mesures de performance plus complexes qui tiennent compte du multiplexage des différentes classes de services sur les liens du réseau. En ce qui concerne les contraintes de fiabilité, nous voulons garantir un niveau de service acceptable pour les utilisateurs même en cas de panne. Typiquement, on dit qu'un réseau est robuste ou fiable s'il garantit que les probabilités de blocage (QS) seront limitées au maximum à 1 % lorsque le réseau est en fonctionnement nominal. Puisque la notion de QS d'appel en cas de panne n'est pas utilisée actuellement, nous estimons qu'un maximum de 20 % pour chaque appel est un niveau acceptable dans le cadre de ce travail. Cette quantité peut évidemment varier selon le choix de l'opérateur de réseau.

Un modèle de synthèse avec fiabilité est difficile à résoudre dans la mesure où il faut explorer un espace d'états de grande taille pour mesurer le degré de fiabilité. Dans les réseaux de communication large bande, on peut réduire le nombre d'états en considérant seulement les pannes uniques des liens de transmission. Les pannes de ces liens se traduisent par une réduction de la capacité disponible dans le réseau commuté qui engendre des pertes de trafic. C'est pourquoi la mesure de fiabilité que nous avons choisie est *l'espérance du trafic perdu dû aux pannes.*

La philosophie de cette modélisation est semblable à celle proposée par Sansò et Soumis (1991) et Sansò, Soumis et Gendreau (1991) et reprise dans le contexte de la commutation de circuits monoservice par Girard et Sansò (1998). Nous étendons ici cette approche à la synthèse intégrée de réseaux multidébits à commutation de circuits avec fiabilité. L'idée générale de ce modèle intégré se résume à trouver le bon compromis entre le coût du réseau et le niveau de fiabilité désiré. Installer plus de capacités réduit le risque de perdre du trafic en cas de panne, mais augmente en conséquence le coût du réseau. Cependant, comme dans le cadre de ce mémoire la technologie des réseaux considérés diffère de celle des précédents travaux, alors la formulation de notre modèle s'appuie sur des fonctions différentes.

2.1.1 Formulation mathématique du modèle

Comme nous l'avons mentionné dans le chapitre précédent, le problème de synthèse de réseaux sous contraintes de fiabilité se ramène à définir deux principaux sous-problèmes :

1. le problème d'acheminement (PA) qui consiste à optimiser les flots de trafic sur chaque lien du réseau commuté de façon à minimiser le trafic total perdu dans chacun des états du réseau;
2. le problème de dimensionnement (PD) qui permet de déterminer les capacités appropriées à installer sur chaque lien du réseau pour minimiser le coût total du réseau commuté.

Notation

Nous avons rassemblé ici les variables, coûts et paramètres utilisés dans la formulation du modèle mathématique pour en faciliter la compréhension :

Ensembles et variables associées

- $\mathcal{O}$ l'ensemble des nœuds origine et $\mathcal{D}$ l'ensemble des nœuds destination. $\mathcal{O}$ et $\mathcal{D}$ sont des sous-ensembles de $\mathcal{V}$ l'ensemble des commutateurs du réseau;
- $\mathcal{L}_p$ l'ensemble des chemins ℓ entre la paire origine-destination (o-d) p;
- $\mathcal{C}$ l'ensemble des classes de service. Chaque classe c est définie par un débit constant w_c multiple d'un débit de base (BBU) fixé. Nous appelons $\mathbf{W}$ le vecteur des débits des classes, $\mathbf{W} = (w_1, \ldots, w_s)$ avec $s = |\mathcal{C}|$;
- $\Omega(S_k)$ l'ensemble des flots de trafic dans le réseau tel que les contraintes de conservation de flot et de non-négativité sont respectées pour l'état S_k (état nominal ou état de panne); un état étant défini par un vecteur binaire qui décrit la condition de tous les liens physiques du réseau (opérationnels ou défaillants). L'ensemble $\Omega(S_k)$ définit le domaine du problème d'acheminement d'appels pour l'état S_k;

Variables de décision

- N_u la capacité de l'arc u telle que déterminée par le modèle. Elle est exprimée en nombre de circuits, un circuit étant égal au débit de base;
- $f_\ell^{p,c}(S_k)$ le flot de trafic (en Erlangs[1]) de classe c offert au chemin ℓ de paire origine-destination (o-d) p dans l'état S_k. Nous utilisons la notation $\mathbf{F}_u$ pour désigner le vecteur de trafic de toutes les classes de service sur l'arc u;

Coûts

- K_u le coût d'ajout d'une unité supplémentaire de capacité sur l'arc u;
- $\alpha_k^{p,c}$ le coût de perte d'une unité de flot de classe c, de paire o-d p dans le k^e état du réseau;

Paramètres

- D_u la capacité déjà installée sur l'arc u;
- $d^{p,c}$ la demande moyenne de trafic en nombre de connexions pour la paire o-d p et la classe c;
- $\Pr(S_k)$ la probabilité que le réseau soit dans l'état S_k;
- t le nombre d'états de panne les plus probables considérés dans le réseau;
- $B_u^c = g(\mathbf{F}_u, \mathbf{W}, N_u)$ la fonction de probabilité de blocage sur le lien u pour la classe c;
- $B_u^c(S_k)$ la fonction de probabilité de blocage lorsque le réseau est dans l'état S_k;
- $L_k^{p,c}$ la qualité de service d'un appel de la classe c de paire o-d p pour l'état k;
- $\overline{L}_k^{p,c}$ la valeur maximum de QS admise pour les appels de classe c de paire o-d p dans le k^e état du réseau;

[1] L'Erlang (Erl) est une unité sans dimension qui mesure l'intensité du trafic. Un trafic de 1 Erlang est le trafic qui génère une utilisation moyenne d'un serveur 100 % du temps.

- $I_{u,(p,c,\ell)}$ la matrice d'incidence arc-chemin. Elle détermine si l'arc u appartient au chemin ℓ pour la classe c entre la paire o-d p.

Problème d'acheminement (PA)

Ce problème définit la politique d'acheminement appliquée à chaque demande d'appel qui se présente au réseau. Compte tenu de leur popularité, notamment pour la commutation de paquets, les modèles multiflots (MF) sont quelquefois utilisés pour représenter les problèmes d'acheminement en commutation de circuits. Nous adaptons ce type de formulation à des réseaux multidébits à commutation de circuits dans lesquels chaque composante correspond à une classe de service c et à une paire origine-destination p et où l'objectif est de minimiser le trafic perdu.

Ce modèle diffère des formulations classiques d'acheminement en commutation de circuits dans lesquels la modélisation du trafic et de l'acheminement est plus précise. Il permet ainsi d'éviter de résoudre des systèmes d'équations non linéaires qu'on nomme points fixes d'Erlang (Girard, 1990). La formulation multiflot de ce problème d'optimisation non linéaire sans les contraintes de capacités est la suivante :

$$\underset{f}{\text{Minimiser}} \quad Z_A = \sum_{u\in\mathcal{E}}\sum_{c\in\mathcal{C}} w_c \left(\sum_{p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D}} \left(\sum_{\ell\in\mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c} I_{u,(p,c,\ell)} \right) \right) B_u^c \tag{2.1}$$

sujet à :

Conservation de flots :

$$\sum_{\ell\in\mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c} = d^{p,c} \qquad \forall\, p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D},\ \forall\, c\in\mathcal{C} \tag{2.2}$$

Non-Négativité :

$$f_\ell^{p,c} \geq 0 \qquad \forall\, p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D},\ \forall\, \ell\in\mathcal{L}_p,\ \forall\, c\in\mathcal{C} \tag{2.3}$$

où la matrice d'incidence arc-chemin dans un état donné est définie comme :

$$I_{u,(p,c,\ell)} = \begin{cases} 1 & \text{si } u\in(p,c,\ell) \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases} \qquad u\in\mathcal{E},\ p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D},\ \ell\in\mathcal{L}_p,\ c\in\mathcal{C} \tag{2.4}$$

On suppose ici que le processus d'arrivée des appels ainsi que les flots sur les chemins suivent des processus de Poisson avec pour espérances respectives $d^{p,c}$ et $f_\ell^{p,c}$.

Le trafic total perdu dont la valeur est définie par l'équation (2.1) est estimé comme la somme des trafics bloqués sur tous les liens du réseau (Sansò et al., 1991). L'approximation est réaliste si on admet que les probabilités de blocage sur les liens sont faibles. Remarquons que cette hypothèse n'est plus valable en cas de panne puisque les probabilités de blocage ne sont plus négligeables. Néanmoins, elle est nécessaire pour obtenir un objectif séparable par arc et pour imposer la conservation des flots (2.2) du fait que dans ce cas, le trafic offert à un chemin se confond pratiquement avec le trafic écoulé sur ce chemin. Au chapitre 4, nous verrons que cette approximation est tout de même acceptable pour atteindre les objectifs de cette étude.

Problème de dimensionnement (PD) avec fiabilité

Dans le cas présent, le dimensionnement est un problème d'allocation de capacités de façon à respecter des contraintes de fiabilité. On veut maintenir une QS inférieure au maximum fixé pour chaque classe de service et chaque paire origine-destination et ceci pour tous les états du réseau.

Les contraintes de QS d'appels qui expriment cela sont données par l'équation suivante :

$$L_k^{p,c} \leq \overline{L}_k^{p,c} \qquad \forall\, p \in \mathcal{O} \times \mathcal{D},\ \forall\, c \in \mathcal{C},\ k = 0, \ldots, t. \tag{2.5}$$

La considération de ces contraintes de QS (2.5) dans le modèle de synthèse complique beaucoup sa résolution. Au lieu de les formuler directement dans le modèle de synthèse, nous préférons en tenir compte implicitement pour simplifier le modèle. Puisque les pannes entraînent des pertes de trafic importantes à cause des phénomènes de propagation de pannes, nous associons plutôt des coûts ou pénalités α au trafic perdu de façon à influencer l'allocation de capacités et atteindre les niveaux de QS désirés. Ces pénalités peuvent être perçues comme des coûts réels affectés au trafic perdu ou comme les multiplicateurs de l'ensemble des contraintes de QS (2.5) dualisées.

Formulation du modèle de synthèse

Les modèles multiflots peuvent être formulés sous forme nœud-arc ou arc-chemin. Nous choisissons la forme qui préserve le caractère orienté connexion de la commutation de circuits. Ainsi, sous une formulation arc-chemin, le problème de synthèse intégrée de réseaux avec fiabilité est le suivant :

$$\underset{f,N}{\text{Minimiser}} \quad Z_D = \sum_{u\in\mathcal{E}} K_u(N_u - D_u) + \sum_{k=0}^{t} \Pr(S_k) \sum_{p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D}} \sum_{c\in\mathcal{C}} \alpha_k^{p,c} \sum_{u\in\mathcal{E}} w_c \left(\sum_{\ell\in\mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c}(S_k) I_{u,(p,c,\ell)}(S_k) \right) B_u^c(S_k) \tag{2.6}$$

sujet à :

$$f_\ell^{p,c}(S_k) \in \Omega(S_k) \qquad \forall\, p \in \mathcal{O}\times\mathcal{D},\ \forall\, \ell \in \mathcal{L}_p,\ \forall\, c \in \mathcal{C},\ k = 0,\ldots,t \tag{2.7}$$

$$D_u \leq N_u \qquad \forall\, u \in \mathcal{E} \tag{2.8}$$

$$N_u \text{ entier} \qquad \forall\, u \in \mathcal{E} \tag{2.9}$$

où la matrice d'incidence arc-chemin (2.4) peut être différente pour chaque état S_k.

L'équation (2.6) représente le coût total du réseau. Il comprend le coût d'installation de nouvelles ressources et le coût du trafic perdu dans tous les états du réseau.

Les contraintes (2.7) définissent le problème d'acheminement pour chaque état S_k du réseau. L'équation (2.8) indique que le modèle peut être utilisé pour la mise à jour de réseaux déjà en opération. Il suffit de poser $D_u = 0$ s'il s'agit de faire la synthèse de réseaux non encore dimensionnés.

Dans notre contexte de réseaux large bande où les capacités sont généralement très grandes, nous pouvons relaxer les contraintes (2.9). Après avoir éliminé les constantes, le modèle devient :

$$\underset{f,N}{\text{Minimiser}} \quad Z_D = \sum_{u\in\mathcal{E}} K_u N_u + \sum_{k=0}^{t} \Pr(S_k) \sum_{p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D}} \sum_{c\in\mathcal{C}} \alpha_k^{p,c} \sum_{u\in\mathcal{E}} w_c \left(\sum_{\ell\in\mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c}(S_k) I_{u,(p,c,\ell)}(S_k) \right) B_u^c(S_k) \tag{2.10}$$

sujet à :

$$(2.7) \text{ à } (2.8).$$

La résolution de ce modèle pose d'ores et déjà le problème du calcul des probabilités de blocage $B_u^c(S_k)$. Il est essentiel de recourir à des fonctions qui peuvent être évaluées rapidement et qui sont différentiables afin d'utiliser les méthodes de résolution lagrangiennes.

2.1.2 Probabilités de blocage d'appels

En commutation de circuits, la QS n'est rien d'autre que les probabilités de blocage d'appels (ou probabilités de blocage de bout-en-bout). Nous calculons ces probabilités de perte à partir des probabilités de blocage sur les chemins, elles-mêmes obtenues des probabilités de blocage sur les faisceaux. Ce calcul des probabilités de blocage sur les liens est donc un problème clé dans ce modèle de synthèse de réseaux. Il est alors primordial d'utiliser des modèles de blocage ou formules qui soient suffisamment rapides à évaluer tout en étant adéquats.

Dans le cas d'un réseau monoservice dans lequel un appel requiert un circuit, la probabilité de blocage sur un faisceau est donnée par la fonction Erlang-B pour N circuits et un trafic poissonnien X offert au faisceau :

$$E(X,N) = \frac{X^N/N!}{\sum_{j=0}^{N} X^j/j!}.$$

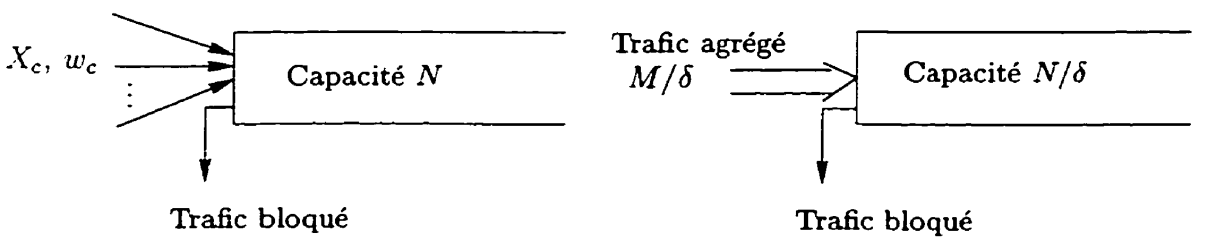
Pour un réseau multiservice, le fait que les appels sont multiplexés sur le lien avec des débits différents donne lieu à des fonctions de blocage conjointes beaucoup plus complexes. Kaufman (1981) et Roberts (1981) présentent un modèle exact pour le calcul des probabilités de blocage multidébit et développent un algorithme récursif pour le résoudre. Cet algorithme, quoique efficace, est inapproprié dans une procédure de synthèse de réseaux de grande taille dans laquelle il doit être appelé de nombreuses fois; de plus, il n'est pas différentiable en N. La complexité augmente avec N, ce qui est un problème pour le large bande où les capacités sont

généralement très grandes. Aussi, nous préférons une approximation telle que celle de Labourdette et Hart (1992) pour réduire la complexité du modèle de synthèse.

Approximation de Labourdette et Hart

Le calcul des probabilités de blocage d'un trafic multidébit sur un lien (fig. 2.1(a)) doit respecter les hypothèses généralement admises suivantes :

1. il y a s classes de service de débits différents w_c avec $w_c \ll N \quad (s = |\mathcal{C}|)$;
2. un appel bloqué est rejeté et perdu;
3. les processus d'arrivée d'appels sont indépendants et sont poissonniens et leurs temps de connexion suivent des lois exponentielles. Toutefois, Kaufman (1981) considère que les temps de connexion peuvent suivre une loi quelconque;
4. la politique d'admission d'appels se fait suivant un partage complet de ressources, c'est-à-dire qu'il n'y a pas de réservation de capacité. Chaque appel de classe c est en concurrence avec les autres pour occuper la capacité disponible sur le lien.



(a) Modèle de perte multidébit (un lien)

(b) Système équivalent

Figure 2.1: Modèle de perte

L'approximation de Labourdette et Hart (1992) est un compromis acceptable entre la complexité et la précision du calcul des probabilités de blocage. Ce modèle permet de calculer les probabilités de blocage sur un lien à partir de l'évaluation d'une fonction d'Erlang et de la résolution d'un polynôme. En outre, il s'avère que cette approximation devient exacte en *régime asymptotique* lorsque les capacités des

liens et les intensités des trafics deviennent très grands sous un ratio constant :

$$N \to \infty,\ X_c \to \infty,\ \text{avec } \frac{X_c}{N} \text{ constant.}$$

Labourdette et Hart (1992) proposent un système équivalent (fig. 2.1(b)) pour remplacer les s classes de trafic qui sont offerts au lien (fig. 2.1(a)). Toutes les classes de trafic sont superposées pour former un seul flux de trafic. Les probabilités de blocage sur un lien pour une classe donnée à partir de ce modèle s'expriment alors comme :

$$B^c \simeq \begin{cases} \dfrac{1-\gamma^{w_c}}{1-\frac{N}{M}} E\left(\dfrac{M}{\delta}, \dfrac{N}{\delta}\right) & \text{si } \gamma \neq 1 \\ \dfrac{w_c M}{V} E\left(\dfrac{M}{\delta}, \dfrac{N}{\delta}\right) & \text{si } \gamma = 1 \end{cases} \tag{2.11}$$

où γ est la racine unique positive du polynôme en z de degré w_s :

$$\sum_{c=1}^{s} w_c X_c z^{w_c} = N\,, \tag{2.12}$$

X_c le trafic de classe c offert au faisceau et :

$$\delta = \frac{\log \frac{N}{M}}{\log \gamma} \tag{2.13}$$

$$M = \sum_{c=1}^{s} w_c X_c \tag{2.14}$$

$$V = \sum_{c=1}^{s} {w_c}^2 X_c\,. \tag{2.15}$$

L'équation (2.14) définit M le trafic total offert formé des s classes de services superposées sur le lien. Le débit δ du trafic équivalent est déterminé suivant l'équation (2.13) et V caractérise sa variance (2.15).

Calcul des probabilités de perte d'appels

Le calcul exact des probabilités de blocage d'appels pour les réseaux multiservices passe par la résolution des équations du point fixe d'Erlang (Girard et Ouimet, 1983; Kelly, 1986). En outre, cette analyse nécessite de considérer des modèles complexes

de blocage par lien (Kaufman, 1981; Roberts, 1981). Dans ce travail, nous avons eu plutôt recours à une approximation basée sur un modèle multiflot. Nous présentons, dans ce qui suit, le calcul des probabilités de blocage de bout-en-bout à partir de l'algorithme de Frank-Wolfe.

Pour obtenir les probabilités de blocage de bout-en-bout, nous devons savoir quels chemins empruntent les flots de trafic entre une paire o-d ainsi que leurs proportions qu'on nomme **probabilités de sélection de chemin** $\mu_\ell^{i,j,c}$. Dans ce qui suit, nous nous inspirons du développement de Girard et Sansò (1998). Ainsi, $\mu_\ell^{i,j,c}$ représente la proportion du trafic de paire o-d (i,j) et de classe c qui emprunte le ℓ^{e} chemin entre les nœuds i et j. Par abus de notation, définissons l'ensemble des chemins de le paire o-d (i,j) comme étant $\mathcal{L}_{ij}$. La probabilité de blocage de bout-en-bout $L^{i,j,c}$ pour les appels de paire o-d (i,j) et de classe c sont :

$$L^{i,j,c} = \sum_{\ell \in \mathcal{L}_{ij}} \mu_\ell^{i,j,c} L_\ell^{i,j,c} \,. \tag{2.16}$$

Si on note $d^{i,j,c}$ la demande de trafic de classe c pour la paire o-d (i,j) et $f_\ell^{i,j,c}$ le trafic de classe c offert au chemin $\ell \in \mathcal{L}_{ij}$ entre la paire o-d (i,j) alors :

$$\mu_\ell^{i,j,c} = \frac{f_\ell^{i,j,c}}{d^{i,j,c}} \tag{2.17}$$

puisqu'on suppose qu'un appel bloqué est perdu et que les probabilités de sélection sont indépendantes des probabilités de blocage sur les liens.

À chaque itération de l'algorithme d'acheminement multiflot ou de détournement de flot illustré à la figure 2.2, on sélectionne le chemin le plus attrayant du point de vue de son coût marginal (3.13). L'algorithme détourne ensuite une partie du flot de trafic sur le nouveau chemin ainsi déterminé de manière à réduire le coût total d'acheminement. Le pas de déplacement à la k^{e} itération de l'algorithme est dénoté υ_k^c avec $\upsilon_0^c = 0$.

Ainsi, en simplifiant l'écriture des variables en omettant les indices (i,j,c), nous avons pour chaque itération h :

$$f_0 = d$$

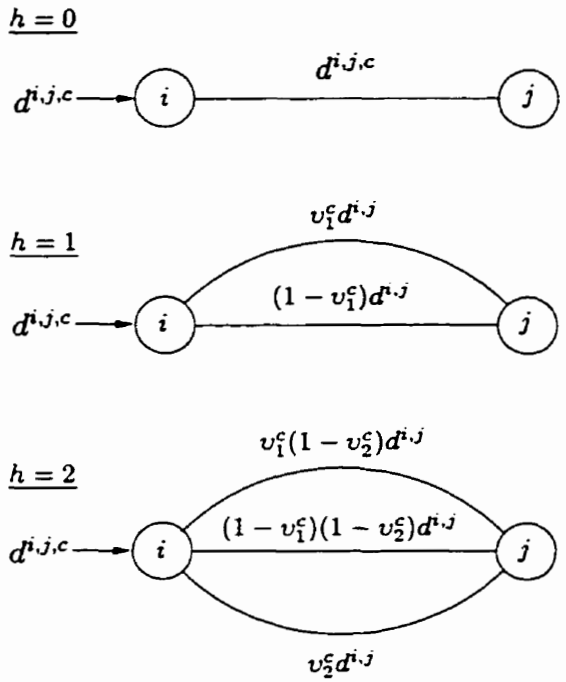


Figure 2.2: Détournement de flot sur les chemins

$\underline{h = 1}$

$$f_0 = (1 - v_1)d$$
$$f_1 = v_1 d$$

$\underline{h = 2}$

$$f_0 = (1 - v_2)(1 - v_1)d = (1 - v_1 - v_2 - v_1 v_2)d$$
$$f_1 = (1 - v_2)v_1 d = (v_1 - v_1 v_2)d$$
$$f_2 = v_2 d$$

$\underline{h = 3}$

$$\begin{aligned} f_0 &= (1 - v_3)(1 - v_2)(1 - v_1)d \\ &= (1 - v_1 - v_2 - v_3 + v_1 v_2 + v_1 v_3 + v_2 v_3 - v_1 v_2 v_3)d \\ f_1 &= (1 - v_3)(1 - v_2)v_1 d = (v_1 - v_1 v_2 - v_1 v_3 + v_1 v_2 v_3)d \\ f_2 &= (1 - v_3)v_2 d = (v_2 - v_2 v_3)d \\ f_3 &= v_3 d \end{aligned}$$

Pour H itérations, on aura en définitive :

$$\begin{aligned}
\mu_0 &= (1-v_1)(1-v_2)\cdots(1-v_H) \\
\mu_1 &= v_1(1-v_2)\cdots(1-v_H) \\
\mu_2 &= v_2(1-v_3)\cdots(1-v_H) \\
&\vdots \\
\mu_H &= v_H
\end{aligned}$$

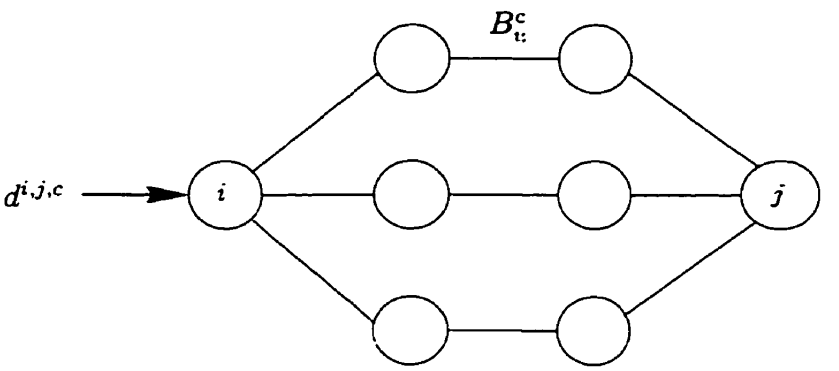


Figure 2.3: Probabilités de blocage de bout-en-bout

Ainsi, les probabilités de sélection des chemins sont :

$$\mu_h = \begin{cases} v_h \prod_{r=h+1}^{H} (1-v_r) & 0 \leq h < H, \ v_0 = 1, \\ v_h & h = H\,. \end{cases} \tag{2.18}$$

On obtient les probabilités de blocage de bout-en-bout à partir des probabilités de blocage sur chaque chemin entre l'o-d (i,j) (2.16). Comme le montre la figure 2.3, tout chemin est composé d'un ou de plusieurs arcs. Soit $\mathcal{U}_\ell$ l'ensemble des arcs qui forment le chemin $\ell \in \mathcal{L}_{ij}$. Si on désigne par B_u^c la probabilité de blocage sur l'arc u pour la classe c alors, en supposant une fois de plus l'indépendance des liens, on peut exprimer la probabilité de blocage sur un chemin $L_\ell^{i,j,c}$ par :

$$L_\ell^{i,j,c} = 1 - \prod_{u \in \mathcal{U}_\ell} (1 - B_u^c). \tag{2.19}$$

2.2 Technique de résolution

Le problème de synthèse de réseaux doit concilier un coût de réseau le plus bas possible à une espérance de trafic total perdu limitée. Ce modèle de synthèse comprend deux sous-problèmes qui concernent l'allocation de capacité et l'acheminement. Ces problèmes, même s'ils peuvent être isolés, sont interdépendants puisque l'un influence l'autre et réciproquement. En effet, l'ajout de capacité sur les arcs du réseau contribue à diminuer les pertes de trafic mais aussi à augmenter le coût du réseau. À l'inverse, le retrait d'unités de capacité réduit le coût du réseau mais augmente les pertes de trafic dans le réseau.

Dans cette section, nous proposons une méthode de décomposition de ce modèle selon l'algorithme itératif d'*assignations de capacité et de flot* (voir section 2.3). On obtient alors un sous-problème constitué par l'acheminement d'appels et un problème maître qui est l'allocation de capacités ou le dimensionnement proprement dit.

2.2.1 Sous-problème : acheminement d'appels

Le problème d'acheminement défini par les équations (2.1) à (2.3) est un problème de flots à coûts non linéaires. À la différence des réseaux monoservices pour lesquels Sansò (1988) montre que ce problème est convexe, le modèle d'acheminement multidébit ne l'est pas à cause de la fonction de blocage conjointe. La solution qui découle d'un tel problème d'acheminement tend donc vers un optimum local.

Il existe plusieurs méthodes pour résoudre les problèmes de flots à coûts non linéaires parmi lesquelles nous retrouvons la méthode de Frank-Wolfe encore appelée *méthode de détournement de flot* (Fratta, Gerla et Kleinrock, 1973). Cette méthode, largement utilisée pour des réseaux à commutation de paquets, s'adapte bien à notre modèle car, compte tenu de nos approximations, la fonction objectif (2.1) est séparable et additive par arc.

Méthode de détournement de flot (Frank-Wolfe)

La méthode de détournement de flot est une méthode de linéarisation pour résoudre les problèmes de flots non linéaires. La méthode procède par descentes successives jusqu'à l'optimum. À chaque itération, il faut résoudre un problème multiflot linéaire ainsi qu'une minimisation à une dimension.

Le fait de ne pas avoir de contraintes de capacités est utile parce que le sous-problème de la méthode revient à résoudre, dans ce cas uniquement, un problème de plus courts chemins (PCC). Les contraintes de ce sous-problème restent la conservation du flot (2.2) et la non-négativité (2.3) des variables de flot. La fonction objectif du modèle d'acheminement Z_A (2.1) n'est pas rigoureusement différentiable à cause de la fonction de blocage qu'elle renferme. Cependant, par abus nous considérons le gradient de Z_A par rapport à la variable de flot pour exprimer l'objectif du problème linéaire suivant :

$$\underset{Y}{\text{Minimiser}} \sum_{u\in\mathcal{E}}\sum_{c\in C} \frac{\partial Z_A(f)}{\partial X_u^c} Y_u^c \tag{2.20}$$

sujet à :

$$(2.2) \text{ à } (2.3)$$

où $X_u^c = \sum_{p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D}} \sum_{\ell\in\mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c} I_{u,(p,c,\ell)}$ est le flot de trafic total courant de classe c offert à l'arc u. De la même façon, on note Y_u^c l'offre totale de flot de classe c sur le faisceau u qu'on recherche.

Le coût de chaque arc u, métrique utile dans la recherche de plus courts chemins, est donné par :

$$\begin{aligned}\frac{\partial Z_A(f)}{\partial X_u^c} &= \sum_{v\in\mathcal{E}}\sum_{j\in C} w_j \frac{\partial[X_v^j B_v^j]}{\partial X_u^c} \\ &= \sum_{v\in\mathcal{E}}\sum_{j\in C} w_j \left[\frac{\partial X_v^j}{\partial X_u^c} B_v^j + \frac{\partial B_v^j}{\partial X_u^c} X_v^j\right].\end{aligned}$$

Puisque nous considérons que les demandes de connexion sont indépendantes par classe de service et par paire o-d, alors :

$$\frac{\partial X_v^j}{\partial X_u^c} = \begin{cases} 1 & \text{si } j = c \text{ et } v = u, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Par contre, les probabilités de blocage conjointes dépendent de tous les types de service offerts à l'arc considéré :

$$\frac{\partial B_v^j}{\partial X_u^c} = 0 \quad \text{si } v \neq u.$$

Ainsi :

$$\frac{\partial Z_A(f)}{\partial X_u^c} = w_c B_u^c + \sum_{j \in C} w_j \frac{\partial B_u^j}{\partial X_u^c} X_u^j . \tag{2.21}$$

Le programme linéaire devient donc :

$$\underset{Y}{\text{Minimiser}} \sum_{u \in \mathcal{E}} \sum_{c \in C} \left[w_c B_u^c + \sum_{j \in C} w_j \frac{\partial B_u^j}{\partial X_u^c} X_u^j \right] Y_u^c \tag{2.22}$$

sujet à :

$$(2.2) \text{ à } (2.3).$$

Le détournement de flot à partir de la solution courante $\mathbf{X}$ est calculé par la minimisation à une dimension :

$$\underset{0 \leq v \leq 1}{\text{Minimiser}} \; Z_A(v\mathbf{Y} + (1 - v)\mathbf{X}) \tag{2.23}$$

où $\mathbf{Y}$ est le vecteur de trafic multiflot qui distingue les classes sur les arcs du réseau et v le pas de déplacement.

Les calculs de PCC ainsi que les détournements de flots successifs forment les bases de la méthode d'acheminement par partage de charge (Girard et Sansò, 1998); les pas de déplacement v servent à calculer les coefficients de partage de charge μ (voir section 1.2.2).

2.2.2 Problème maître : allocation de capacités

La solution de ce problème pour chaque arc est donnée par les conditions de Kuhn-Tucker du premier ordre. Notons que cet ensemble d'équations (2.24) est séparable par arc pour autant que les flots de trafic sont maintenus constants. Le problème de dimensionnement (PD) est le suivant :

$$-K_u = \sum_{k=0}^{t} \Pr(S_k) \sum_{p \in \mathcal{O} \times \mathcal{D}} \sum_{c \in \mathcal{C}} \alpha_k^{p,c} w_c \left(\sum_{\ell \in \mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c}(S_k) I_{u,(p,c,\ell)}(S_k) \right) \left. \frac{\partial B_u^c(S_k)}{\partial N_u} \right|_{N_u = N_u(S_k)} . \tag{2.24}$$

Cette équation implique de dériver la fonction de blocage par rapport à la capacité pour l'état de panne concerné.

2.2.3 Ajustement des pénalités α

Même si nous n'incluons pas explicitement les contraintes de QS (2.5) dans notre modèle de synthèse, il n'en demeure pas moins que nous tenons à ce qu'elles soient respectées dans la solution finale. Puisque la minimisation de l'espérance du trafic perdu est liée à l'allocation de capacités, nous pouvons aboutir à la solution désirée en ajustant les pénalités α de la fonction objectif (2.10) du modèle.

On peut atteindre ce résultat en supposant que les pénalités α sont en fait des multiplicateurs de Lagrange associés aux contraintes (2.5). Nous obtenons ces pénalités à l'aide d'une heuristique basée sur une méthode du sous-gradient. Ainsi, si i représente l'itération courante de dimensionnement, alors pour une paire origine-destination p, un état du réseau k et une classe c donnés, on a :

$$\alpha^{(i+1)} = \left(1 + (L - \overline{L})\theta\right) \alpha^{(i)} \tag{2.25}$$

avec θ une constante qui indique le degré de pénalité de l'écart entre la probabilité de blocage et sa borne maximum.

Pour démarrer l'algorithme de dimensionnement, il faut trouver de bonnes valeurs initiales pour les pénalités $\alpha^{(0)}$. Deux possibilités se présentent à nous.

La première approche consiste à choisir arbitrairement des valeurs initiales pour les cas de fonctionnement normal ($\alpha_0^{(0)}$) et les cas de panne ($\alpha_1^{(0)}$). Dans ce cas, l'inconvénient majeur réside dans le fait qu'il faut parfois faire plusieurs tentatives pour arriver à des valeurs de pénalités, lesquelles doivent conduire à une solution proche d'une solution localement optimale avec un temps de calcul raisonnable.

L'alternative consiste à construire une procédure automatique d'initialisation des pénalités. Pour ce faire, nous considérons une seule pénalité en fonctionnement normal ($\alpha_0^{(0)}$) et une seule en cas de panne ($\alpha_1^{(0)}$). Nous déterminons ces valeurs en résolvant le système d'équations à deux inconnues ($\alpha_0^{(0)}$ et $\alpha_1^{(0)}$) suivant :

$$\begin{aligned} -K_u &= \Pr(S_0)A_1\alpha_0 + \Pr(S_1)B_1\alpha_1 \\ -K_v &= \Pr(S_0)A_2\alpha_0 + \Pr(S_2)B_2\alpha_1 \end{aligned}$$

Nous proposons différentes façons de choisir les deux équations :

1. sélectionner les 2 arcs (u et v) qui écouleraient le plus de flot lors d'un acheminement par arc direct;
2. sélectionner les 2 arcs les plus affectés par les pannes;
3. sélectionner l'arc le plus affecté par les pannes ainsi que l'arc qui écoulerait le maximum de flot lors d'un acheminement par arc direct.

L'algorithme de calcul des pénalités initiales $\alpha^{(0)}$ est donc le suivant :

1. choisir deux arcs selon l'une des méthodes ci-dessus;
2. calculer les flots totaux offerts à chaque arc en utilisant un acheminement par arc direct (X_u);
3. calculer les capacités des arcs ($N_u = \beta X_u$);
4. calculer les probabilités de blocage pour chaque état;
5. si les différences relatives entre les probabilités de blocage et leurs bornes sont inférieures à un seuil (par exemple 25 %) aller à (6) sinon mettre à jour β et aller à (3);
6. résoudre le système pour obtenir $\alpha_0^{(0)}$ et $\alpha_1^{(0)}$.

2.3 Algorithme de résolution

Pour résoudre ce problème de synthèse intégrée avec fiabilité, nous proposons un algorithme itératif d'assignations successives de capacité et de flot mieux connue en anglais comme *Capacity and Flow Assignment algorithm* (CFA). Expérimenté par certains auteurs (Fratta, Gerla et Kleinrock, 1973; Gavish et Neuman, 1986, 1989; Murakami et Kim, 1998), il consiste à :

- calculer les flots de trafic offerts aux arcs pour des capacités fixées;
- calculer les capacités à installer sur les arcs à partir des nouvelles valeurs de flots.

L'algorithme de CFA adapté à notre modèle de synthèse de réseaux multidébits avec fiabilité est donc le suivant (fig. 2.4) :

1. initialiser les paramètres du réseau $(\alpha_k^{p,c}, \mathbf{f}_u, N_u)$;
2. résoudre le PA pour chaque état S_k du réseau;
3. enregistrer les valeurs des flots de trafic obtenues $\mathbf{f}_u(S_k)$;
4. mettre à jour les pénalités $\alpha_k^{p,c}$;
5. résoudre le PD pour chaque arc u;
6. vérifier la convergence sinon retourner à l'étape 2.

Initialisation des paramètres

Un modèle comme celui que nous traitons tend vers une solution localement optimale. Il est donc important d'effectuer un choix judicieux des conditions initiales de la méthode puisqu'elles influencent certainement la solution obtenue. Sachant cela, comment initialiser les paramètres pour débuter l'algorithme?

Pénalités α

D'après le jeu de contraintes de QS (2.5), il nous est possible de spécifier des limites de QS différentes pour certaines paires o-d ou certaines classes de service ou

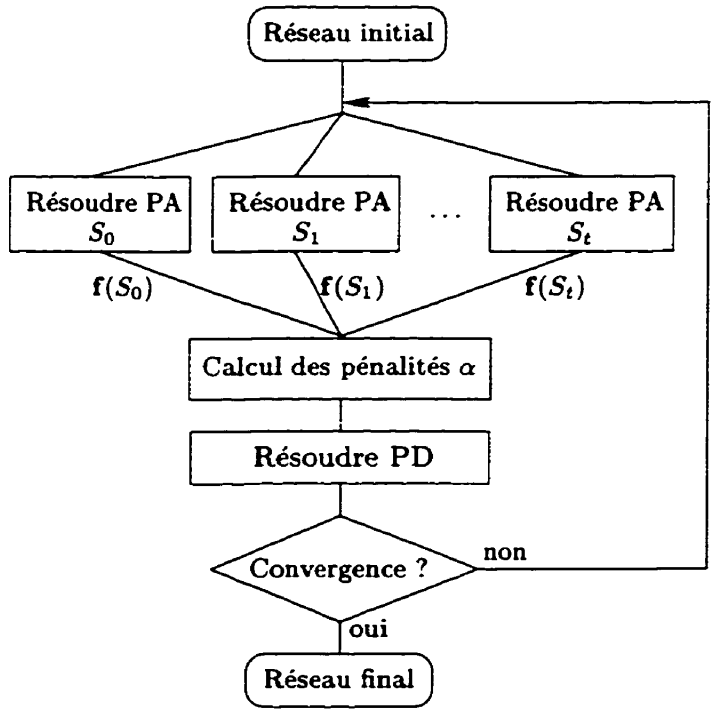


Figure 2.4: Algorithme de résolution

même certains états du réseau. Étant donné qu'en général, la QS est limitée à la même valeur pour tous les cas de panne, une première simplification consisterait à choisir à l'initialisation un seul paramètre pour tous les états de panne et un autre pour l'état de fonctionnement normal. Nous pouvons baser ce choix de valeurs initiales sur la foi de tests effectués au préalable ou utiliser la procédure décrite à la section 2.2.3. Elle nous permet d'entamer l'algorithme d'une solution acceptable du point de vue des contraintes de QS.

Flots de trafic

L'algorithme d'acheminement multiflot offre aléatoirement chacune des connexions qui se présente au réseau à un chemin entre l'origine et la destination selon les probabilités affectées à chaque chemin. Pour avoir un premier chemin pour chaque paire o-d, nous pouvons résoudre le problème de plus courts chemins dans lequel l'objectif serait de minimiser le nombre d'arcs par chemin.

Capacités des arcs

Les valeurs initiales des capacités n'ont pas d'importance puisqu'elles seront calculées lors de la première itération de dimensionnement par l'équation (2.24) à l'aide les pénalités et les flots de trafic sur les arcs. Elles ne sont initialisées que dans le cas où l'algorithme débute d'une solution connue.

Acheminement d'appels

La méthode de détournement de flot employée pour résoudre ce problème permet de répartir la demande de trafic entre les chemins les plus attrayants. À l'optimalité, les coûts marginaux des chemins de chaque composante qui écoulent du flot doivent être égaux (Girard, 1990). De plus, nous ne permettons dans notre procédure de PCC que les chemins d'au plus deux arcs, les autres chemins étant tout simplement interdits. Ce choix est motivé par le fait que les chemins longs sont coûteux pour le réseau en ce sens que le trafic acheminé sur chemins peut entraîner une surcharge du réseau et un trop fort blocage pour les autres trafics. De toutes les façons, les longs chemins sont très peu utilisés dans les solutions des tests préliminaires que nous avons faits.

Nous devons résoudre ce problème pour chaque état du réseau et conserver les valeurs des flots de trafic offerts. Pour retrouver la règle d'acheminement, nous conservons aussi les chemins empruntés par les demandes de trafic dans chacun des états. Le choix de structures de données appropriées joue par conséquent un rôle prépondérant si nous voulons être capable de résoudre des problèmes de grande taille.

Problème de dimensionnement

Pour chacun des arcs du réseau, nous résolvons l'équation (2.24). Elle garantit que les capacités installées sont optimales pour le problème.

Calcul des pénalités

La mise à jour des pénalités à chaque itération du dimensionnement ne permet plus de garantir la convergence de la méthode. Pour obtenir une solution optimale, il est possible de lancer l'algorithme une seconde fois à partir d'une première solution en fixant les pénalités aux valeurs déjà obtenues.

Tests de convergence

Si les critères d'optimalité sont respectés pour chaque PA et le PD, alors l'algorithme global converge lorsque la valeur de la fonction objectif (2.10) ne varie pas plus qu'un seuil donné.

2.4 Méthode comparative

Sun et Girard (1998) proposent une autre méthode pour réaliser la synthèse de réseaux de communications multiservices en présence de pannes uniques. Cette méthode servira à discuter de la qualité des solutions obtenues par la méthode MF.

Les auteurs adaptent le modèle de Savignac (1996) au cas de réseaux multidébits. Ce modèle de dimensionnement (SG) considère à la fois l'optimisation du routage des arcs du réseau commuté dans le réseau de transmission ainsi que l'optimisation de l'acheminement du trafic. Il présente un calcul plus précis que le modèle multiflot de la règle d'acheminement incluant la résolution du point fixe d'Erlang qui est un partage de charge avec un débordement (Girard, 1990).

2.5 Conclusion

Nous avons présenté le modèle de synthèse de réseaux multidébits à commutation de circuits avec fiabilité basé sur la théorie des multiflots. Ce modèle intègre la notion de fiabilité, car il tient compte des pertes de trafic subies lors de pannes uniques du réseau. Pour résoudre le modèle MF, nous l'avons décomposé en deux

sous-problèmes : un problème d'acheminement du trafic dans le réseau (PA) et un problème de dimensionnement (PD) des capacités. Nous avons ensuite proposé un algorithme itératif d'assignation de capacité et de flot (CFA) qui permet de tendre vers une solution localement optimale du problème global.

Les méthodes de résolution supposent que les fonctions sont continues et dérivables. Or, la fonction des probabilités de blocage issue du modèle de Labourdette et Hart (1992) n'est pas dérivable même si, par abus, nous en faisons l'hypothèse. Aussi faudrait-il s'attendre à des problèmes numériques et à des comportements inattendus de l'algorithme lors de la recherche de solutions pour l'acheminement d'appels ($\partial B/\partial X$) et le dimensionnement ($\partial B/\partial N$).

CHAPITRE 3

Synthèse de réseaux ATM avec contraintes de fiabilité

Un des problèmes clés de la synthèse de réseaux de télécommunications est, comme nous l'avons déjà mentionné, la définition et le calcul d'une mesure de performance appropriée. Cette mesure dépend fortement du modèle stochastique adopté pour caractériser les flux de trafic dans ces réseaux. Pour les réseaux ATM ou pour les réseaux à commutation de circuits, cette mesure de performance doit se ramener à la capacité du réseau à accepter de nouveaux appels sans dégrader les qualités de service des autres appels en cours. Alors qu'en commutation de circuits, sous des hypothèses de trafic poissonnien, nous évaluons cette mesure de performance par le biais des probabilités de blocage de bout-en-bout, cela est moins évident pour les réseaux ATM. En effet, le modèle poissonnien peut également servir à décrire les arrivées d'appels dans les réseaux ATM mais ne convient plus lorsqu'on s'intéresse au flux de cellules dans une connexion.

Pour retrouver une mesure analogue à celle que nous avons choisie en commutation de circuits, une première simplification consisterait à admettre un nouvel appel sur la base de son débit crête (niveau rafale et cellule). Afin de profiter des avantages du multiplexage statistique, nous pouvons effectuer une allocation beaucoup plus efficace par un *débit équivalent* ou *débit statistique* (Onvural, 1995) qui est inférieur au débit crête mais supérieur au débit moyen de la connexion. On a d'autant plus intérêt à utiliser le débit équivalent que le ratio entre le débit crête et le débit moyen de la source de trafic est élevé. Grâce à ce type d'allocation par débit fixe, les modèles de synthèse utilisés pour des réseaux multidébits à commutation de circuits sont applicables aux réseaux ATM (Girard, 1999).

Dans ce chapitre, nous nous intéressons à la synthèse de réseaux ATM avec des contraintes de fiabilité. En intégrant la notion de débit équivalent, nous pouvons réutiliser le modèle de flots pour ce problème. Nous dégageons les spécificités de la technique de résolution dues à l'introduction des modèles de débit équivalent puis nous proposons aussi une méthode comparative de synthèse de réseaux ATM.

3.1 Débit équivalent

Une demande de connexion qui arrive dans le réseau est soit acceptée soit refusée sur la base de la satisfaction de ses exigences de QS cellule et du respect de la QS fournie aux autres appels en cours. Lorsque la connexion est établie, certaines cellules peuvent être retardées ou même perdues, en cas de congestion par exemple, afin de maintenir une QS acceptable pour les usagers. Si pour une connexion donnée, la perte de cellules ou les délais devaient excéder les seuils déterminés respectivement par le CLP et le CTD ou le CDV alors l'appel aurait dû être bloqué lors du contrôle d'admission.

La notion de **débit équivalent** encore appelée **débit efficace** ou **débit statistique** a été introduite par Hui (1988) pour simplifier les procédures de contrôle d'accès et rendre plus efficace la gestion des ressources dans les réseaux ATM. C'est une mesure statistique qui permet d'anticiper si la QS cellule de la connexion considérée satisfera les critères requis dans l'état actuel du réseau. Ce débit s'apparente à la largeur de bande qu'il faudrait réserver sur chaque VP du chemin emprunté par les cellules de l'appel pour assurer sa QS. Il est calculé pour chaque lien et dépend de la taille du tampon installé sur le lien, des sources d'appels actives dans le réseau et des paramètres de QS cellule de l'appel (CLP, CTD, CDV, etc.).

Si on définit les variables suivantes pour un VP et s classes de service :

- n_i le nombre d'appels en cours de classe i;
- $\overline{n_i}$ le nombre maximum d'appels de classe i qui peuvent utiliser exclusivement toute la capacité du VP;
- $\mathbf{n} = (n_1, n_2, \ldots, n_s)$ le vecteur d'état d'appels;

- $Q_i(\mathbf{n})$ la mesure de QS cellule évaluée pour l'appel de classe i à partir du vecteur d'état d'appels $\mathbf{n}$;
- $\overline{Q}_i$ la limite de QS permise pour les appels de classe i;
- N la capacité du lien;

alors la région d'acceptation d'appels $\mathcal{A}$, région pour laquelle les contraintes de QS sont respectées pour tous les appels offerts au lien, est définie par :

$$\mathcal{A} = \left\{ \mathbf{n} \mid Q_i(\mathbf{n}) \leq \overline{Q}_i \right\} , \qquad i = 1, \ldots, s. \tag{3.1}$$

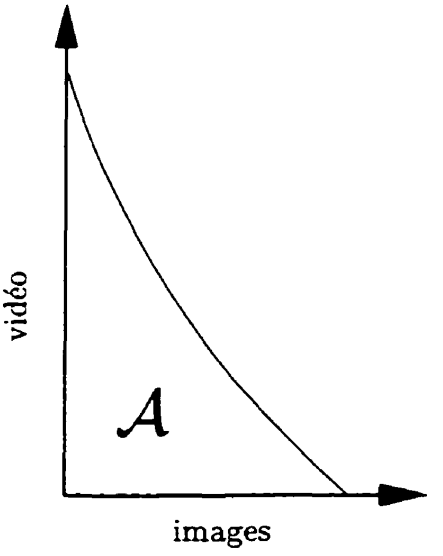


Figure 3.1: Région d'admission d'appels

Hui (1988) montre par simulation que la frontière de la région d'admission d'appels est concave, comme présenté sur l'exemple de la figure 3.1 pour deux classes de service. Cette frontière devient même de plus en plus linéaire à mesure que la capacité augmente. On peut alors approximer la frontière de cette région par un polygone dont les sommets sont atteints à $(0, 0, \ldots, 0)$ et $(0, 0, \ldots, 0, \overline{n_i}, 0, \ldots, 0)$ pour $1 \leq i \leq s$.

Il est donc possible d'affecter un nombre à chaque classe d'appel, le débit équivalent w_i — pas nécessairement un nombre entier — tel que :

$$\mathcal{A} = \left\{ \mathbf{n} \mid \sum_{i=1}^{s} n_i w_i \leq N \right\}. \tag{3.2}$$

Ce débit équivalent w_i permet de convertir les contraintes de QS cellule en contraintes de QS d'appel comme suit :

$$\Pr\left\{ Q(\mathbf{n}) \geq \overline{Q} \right\} \approx \Pr\left\{ \sum_{i=1}^{s} n_i w_i \geq N \right\}. \tag{3.3}$$

Cette hypothèse est en fait vérifiée pour toutes les sources de trafic prévues pour l'ATM.

Il existe plusieurs approches de calcul du débit équivalent selon la modélisation du trafic entrant dans le système et les paramètres choisis pour définir la QS.

Kelly (1996) expose une revue des modèles de calcul du débit équivalent dans le cas de sources périodiques, fluides, gaussiennes, on/off. Le modèle de source généralement admis est celui d'une source on/off qui peut être inactive (*off*) ou active (*on*) en émettant des cellules à un débit constant éqal au débit crête.

Guérin et al. (1991), Gibbens et Hunt (1991) abordent spécifiquement le cas de sources homogènes alors que les sources hétérogènes sont traitées dans Kelly (1991). Quant à Elwalid et Mitra (1993) et Kesidis et al. (1993), ils exposent le cas de sources générales markoviennes.

Puisque le débit équivalent doit être calculé plusieurs fois lors de la procédure de synthèse, il apparaît judicieux de choisir une approximation de calcul qui en simplifiera la complexité.

Approximation de Ritter et Tran-Gia

L'approximation du débit équivalent de Ritter et Tran-Gia (1994) est une généralisation de la méthode de calcul énoncée dans Roberts (1991). Le système étudié ici est constitué d'un lien de communication sur lequel sont multiplexées des sources

homogènes à débit variable de type on/off. Pour ce calcul, on considère un modèle de perte du point de vue des rafales, c'est-à-dire que le système est muni d'un tampon trop petit pour recevoir les rafales mais tout de même suffisamment grand pour tenir compte des variations des flux de cellules. Cela nous permet donc de supposer que le système n'induit pratiquement pas de délais dans les connexions. Ainsi, **le taux de perte total de cellules** sur toutes les sources multiplexées sur le lien représente la mesure de QS retenue pour ce calcul. Cette mesure surestime la valeur réelle du CLR par connexion sauf si le CLR maximum est le même pour toutes les sources de trafic. Lorsque le trafic est très hétérogène, le CLR total représente la seule mesure de QS qu'on peut obtenir de ce modèle relativement peu complexe.

Le débit équivalent w dépend alors de ε, le taux de perte total de cellules dans le tampon et de deux paramètres de la source à savoir **le débit moyen** m et **la variance du débit** σ^2 selon la formule :

$$w = a\, m + b\, \sigma^2/N\,. \tag{3.4}$$

Les coefficients a et b sont déterminés empiriquement en fonction de ε :

$$a = 1 - \frac{\log_{10}\varepsilon}{50} \tag{3.5}$$

$$b/a = -6\log_{10}\varepsilon\,. \tag{3.6}$$

Le cas échéant, on peut évaluer la variance du débit à partir du débit crête h de la source en utilisant l'approximation $\sigma^2 = m(h-m)$. Alors, le débit équivalent devient :

$$w = a\, m\left(1 + \frac{b}{a}(h-m)/N\right)\,. \tag{3.7}$$

Si on pose que :

$$x = m/h \tag{3.8}$$

$$z = \frac{-2\log_{10}\varepsilon}{N/h}\,, \tag{3.9}$$

alors, l'équation (3.4) devient :

$$w = \begin{cases} am\,(1+3z\,(1-x)) & \text{si } 3z \leq \min(3, \frac{h}{m}) \\ am\,(1+3z^2\,(1-x)) & \text{si } 3 < 3z^2 \leq \frac{h}{m} \\ ah & \text{sinon.} \end{cases} \tag{3.10}$$

Ritter et Tran-Gia (1994) suggèrent d'utiliser z^2 au lieu de z dans l'équation (3.10) pour compenser empiriquement la sous-estimation du débit équivalent lorsque N/h est petit (Roberts, 1991).

Cette approximation est très utile pour des procédures d'admission de connexion en temps réel ou pour des modèles de synthèse comme ceux que nous développons dans ce travail. Elle est en effet simple à évaluer et ne nécessite que peu de paramètres de sources à déclarer (débit crête, débit moyen). En outre, elle donne des résultats suffisamment précis ou, au pire, des bornes supérieures des débits équivalents des sources de trafic.

Il y a une différence importante avec les réseaux multidébits : le débit équivalent dépend de la capacité du serveur N. Ceci va entraîner des modifications dans le calcul de la procédure de synthèse.

3.2 Modèle de synthèse

Les réseaux ATM sont des RNIS qui offrent des services variés en termes de caractéristiques du trafic et d'exigences de QS. L'ATM Forum a été mis en avant le PNNI comme standard de procédure d'acheminement du trafic dans les réseaux ATM. Cependant, cette méthode s'intègre difficilement dans une telle démarche de synthèse puisqu'il n'existe pas de modèles analytiques qui la représentent. Les méthodes proposées alors peuvent être regroupées selon qu'elles sont adaptées ou non de modèles déjà utilisés en commutation de circuits ou en commutation de paquets. Girard (1999) décrit d'ailleurs les changements apportés par l'introduction du débit équivalent dans le dimensionnement de réseaux ATM par rapport aux modèles de synthèse multidébit.

Plante et Sansò (1998) présentent une revue plus exhaustive des modèles de synthèse de réseaux ATM dans laquelle nous retrouvons une classification des algorithmes de dimensionnement basée sur la technique d'acheminement d'appels ou la stratégie de commutation adoptée ainsi que sur le type de formulation choisi. Selon eux, on différencie principalement ces algorithmes selon qu'ils font appel à une gestion localisée (Ohta et Sato, 1992; Saito, 1994; Sato, 1996), distribuée (Lazar et al., 1997) ou centralisée (Dziong, 1997; Murakami et Kim, 1998) de la bande passante.

La méthode de synthèse que nous proposons est une extension de notre modèle intégré de flot pour les réseaux multidébits à commutation de circuits dans lequel nous introduisons la notion de débit équivalent. C'est un modèle de synthèse global avec une gestion de la largeur de bande centralisée pour une meilleure optimisation des ressources, et dans lequel les demandes de connexion sont acheminées indépendamment les unes des autres comme en commutation de circuits. Chaque demande de connexion est acceptée si les ressources du réseau sont suffisantes par rapport au débit équivalent de l'appel soumis sur chaque lien du chemin sur lequel il est acheminé.

Une classe de service c regroupe des sources de trafic de mêmes caractéristiques (débit moyen, débit crête, QS, etc.). Nous notons w_u^c le débit équivalent d'un appel de classe c sur l'arc u et $\mathbf{W}_u$ le vecteur des débits équivalents évalués pour l'arc u.

3.2.1 Problème d'acheminement (PA)

L'ATM peut offrir des services de communication point à point ou multipoint. Dans le cadre de ce travail, nous ne nous intéressons qu'aux communications point à point. Afin de pouvoir utiliser l'approximation de Labourdette et al. (1992) pour exprimer les probabilités de blocage, nous supposons aussi que les demandes de connexion suivent des processus de Poisson. Ainsi, de même qu'au chapitre 2, le problème d'acheminement se modélise comme suit :

$$\underset{f}{\text{Minimiser}} \;\; Z_A = \sum_{u \in \mathcal{E}} \sum_{c \in \mathcal{C}} w_u^c \left(\sum_{p \in \mathcal{O} \times \mathcal{D}} \left(\sum_{\ell \in \mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c} I_{u,(p,c,\ell)} \right) \right) B_u^c \tag{3.11}$$

sujet à :

$$(2.2) \text{ à } (2.3)$$

où, cette fois ci, $B_u^c = g(\mathbf{F}_u, \mathbf{W}_u, N_u)$ la fonction de probabilité de blocage sur le lien u pour la classe c dépend des débits équivalents sur l'arc u. En effet, on voit d'après l'équation (3.4) qu'une source de trafic peut avoir des débits équivalents différents sur les arcs du chemin qui relie son origine à sa destination.

3.2.2 Formulation du modèle de synthèse

Notre problème de synthèse de réseaux ATM inclut des contraintes de fiabilité. Celles-ci sont exprimées par les contraintes (2.5) qui sont prises en compte implicitement en pénalisant donc les pertes de trafic induites dans chaque état de panne. La formulation arc-chemin du modèle est la suivante :

$$\underset{f,N}{\text{Minimiser}} \quad Z_D = \sum_{u\in\mathcal{E}} K_u N_u + \sum_{k=0}^{t} \Pr(S_k) \sum_{u\in\mathcal{E}} \sum_{c\in\mathcal{C}} w_u^c(S_k) \left\{ \sum_{p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D}} \alpha_k^{p,c} \left(\sum_{\ell\in\mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c}(S_k) I_{u,(p,c,\ell)}(S_k) \right) \right\} B_u^c(S_k) \tag{3.12}$$

sujet à :

$$(2.7) \text{ à } (2.8).$$

La principale différence avec le cas multidébit est l'ajout du débit équivalent. Il peut varier selon l'état du réseau — d'où la variable $w_u^c(S_k)$ — puisque le débit équivalent dépend de la capacité du lien et que nous avons vu qu'une panne dans la couche transport peut réduire le débit d'un arc dans la couche commutée.

3.3 Technique de résolution

Les modèles de synthèse de réseau ATM et multidébits à commutation de circuits étant similaires, on s'attend nécessairement à ce que la technique de résolution soit identique.

Problème d'acheminement d'appels

Le problème d'acheminement peut être résolu par la méthode de détournement de flot décrite à la section 2.2.1. Le programme linéaire qui découle de cette méthode est donné par la fonction objectif (2.20) assujettie aux contraintes de flots (2.2) et de non-négativité (2.3).

La métrique utilisée pour le calcul des plus courts chemins est la suivante :

$$\begin{aligned}\frac{\partial Z_A(f)}{\partial X_u^c} &= \sum_{v\in\mathcal{E}}\sum_{j\in\mathcal{C}} \frac{\partial[w_v^j X_v^j B_v^j]}{\partial X_u^c} \\ &= \sum_{v\in\mathcal{E}}\sum_{j\in\mathcal{C}} \left[\frac{\partial w_v^j}{\partial X_u^c} X_v^j B_v^j + \frac{\partial X_v^j}{\partial X_u^c} w_v^j B_v^j + \frac{\partial B_v^j}{\partial X_u^c} w_v^j X_v^j\right].\end{aligned}$$

L'approximation du débit équivalent dépend entre autres des paramètres des sources mais non de la valeur du flot offert au lien. Ainsi, on a :

$$\frac{\partial w_v^j}{\partial X_u^c} = 0.$$

Comme au chapitre 2, on considère que les demandes de connexion sont indépendantes par classe de service et par o-d :

$$\frac{\partial X_v^j}{\partial X_u^c} = \begin{cases} 1 & \text{si } j = c \text{ et } v = u, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Quant aux probabilités de blocage, elles dépendent de tous les types de trafic offerts :

$$\frac{\partial B_v^j}{\partial X_u^c} = 0 \quad \text{si } v \neq u.$$

Alors :

$$\frac{\partial Z_A(f)}{\partial X_u^c} = w_u^c B_u^c + \sum_{j\in\mathcal{C}} w_u^j X_u^j \frac{\partial B_u^j}{\partial X_u^c}. \tag{3.13}$$

Le programme linéaire à résoudre est donc :

$$\underset{Y}{\text{Minimiser}} \sum_{u\in\mathcal{E}} \sum_{c\in\mathcal{C}} \left[w_u^c B_u^c + \sum_{j\in\mathcal{C}} w_u^j X_u^j \frac{\partial B_u^j}{\partial X_u^c} \right] Y_u^c \tag{3.14}$$

sujet à :

$$(2.2) \text{ à } (2.3).$$

On obtient le détournement de flot à partir de la solution courante en résolvant la minimisation définie par l'équation (2.23).

Problème d'allocation de capacités (dimensionnement)

Nous dérivons la fonction objectif (3.13) pour obtenir les conditions de Kuhn-Tucker du premier ordre :

$$\begin{aligned} -K_u \;=\; & \sum_{k=0}^{t} \Pr(S_k) \sum_{c\in\mathcal{C}} \left(\sum_{p\in\mathcal{O}\times\mathcal{D}} \alpha_k^{p,c} \left(\sum_{\ell\in\mathcal{L}_p} f_\ell^{p,c}(S_k) I_{u,(p,c,\ell)}(S_k) \right) \right) \\ & \left\{ \left. \frac{\partial w_u^c(S_k)}{\partial N_u} \right|_{N_u=N_u(S_k)} B_u^c(S_k) + w_u^c(S_k) \left. \frac{\partial B_u^c(S_k)}{\partial N_u} \right|_{N_u=N_u(S_k)} \right\}. \end{aligned} \tag{3.15}$$

Si on compare cette équation à l'équation (2.24), on remarquera l'ajout du terme $\partial w/\partial N$ qui exprime la dépendance du débit équivalent en fonction de la capacité N_u de l'arc u.

L'algorithme qui découle de cette technique de résolution est le même que celui que nous avons développé à la section 2.3.

3.4 Méthode de référence

Plusieurs auteurs ont étudié le problème de synthèse de réseaux ATM (voir Plante et Sansò, 1998). Cependant, aucune méthode ne fait consensus chez les opérateurs ou constructeurs de réseaux. Dans cette section, nous présentons une méthode de

synthèse de réseaux ATM qui pourrait être utilisée pour les réseaux actuels comme point de comparaison avec notre approche. Cette méthode suit le schéma classique de la démarche de synthèse de réseaux.

3.4.1 Routage de VP

Afin d'assurer une certaine robustesse, chaque VP est routé sur au moins deux chemins arc-disjoints dans le réseau physique. Ces chemins peuvent être choisis de telle sorte que la distance physique entre les noeuds de transmission est par exemple minimum. Roberts et al. (1996) fournit d'autres métriques pour le calcul des plus courts chemins. Comme dans tout ce travail, on admet que chaque lien du réseau physique dispose de suffisamment de capacité de transmission pour accommoder les demandes en capacité du réseau de VP. On suppose aussi que le routage de circuits est fixé.

3.4.2 Acheminement d'appels

L'acheminement d'appels généralement utilisé en pratique dans le cas de réseaux ATM est un acheminement direct point à point. Toute la demande d'une origine-destination pour une classe donnée est envoyée sur le lien direct, ou le cas échéant sur le plus court chemin qui relie cette paire o-d. On peut obtenir ce chemin de diverses façons mais la plus simple reste de trouver le chemin qui minimise le nombre de noeuds (arcs) entre chaque paire o-d. Pour simplifier la gestion du trafic, on peut regrouper les VC qui portent des trafics de même classe de service dans un seul VP. Ainsi, il y a un VP par classe et par origine-destination. Cette agrégation de VC évite de considérer la commutation de VC dans la procédure de dimensionnement. Cet acheminement d'appels ne tient pas compte des éventuelles pannes dans le réseau.

3.4.3 Allocation de la largeur de bande aux VPs

Chaque VP correspond à une classe et donc à une qualité de service donnée. Le problème de dimensionnement de chaque VP en garantissant la qualité de service

se ramène au cas de la commutation de circuits en considérant le débit équivalent. On peut le résoudre en inversant la formule d'Erlang-B (Xiong et Mason, 1997) :

$$E(\rho, n) = \frac{\rho^n / n!}{\sum_{i=0}^{n} \rho^i / i!}$$

où ρ est le trafic offert (en erlangs) et n le nombre maximal de connexions simultanées (circuits) que peut écouler un VP. La taille N du VP est donnée par :

$$N = n^* \, w \tag{3.16}$$

$$E(\rho, n^*) \leq \varepsilon_b \tag{3.17}$$

où w représente le débit équivalent de la classe de service supportée par le VP, n^* le nombre minimum de circuits qui vérifie l'équation (3.17) et ε_b la qualité de service permise pour cette classe.

On a donc un réseau de VP pour classe de service. En fait, le réseau final qu'on compare avec celui de la méthode MF est la somme de tous les réseaux de VP obtenus.

3.5 Conclusion

Nous avons montré que le modèle de synthèse de réseaux ATM avec fiabilité est analogue à celui que nous avons exposé pour les réseaux multidébits pourvu qu'on y considère la notion de débit équivalent. Les deux modèles de flot présentent toutefois des différences causées justement par l'ajout du débit équivalent. Nous utilisons l'approximation de Ritter et Tran-Gia (1994) pour représenter le débit équivalent afin de réduire la complexité du modèle global.

Comme dans le cas des réseaux multidébits à commutation de circuits, la fonction des probabilités de blocage n'est pas dérivable. L'introduction du débit équivalent en ATM ajoute une autre difficulté d'ordre numérique lors de la résolution du modèle de synthèse puisqu'il faut calculer $\partial B / \partial w$. Il s'agit de déterminer la dérivée (numérique) d'une fonction non dérivable (B) par rapport à une variable (w) elle-

même fonction de divers paramètres. En effet, il faut tenir compte du fait que le débit équivalent dépend de la capacité de l'arc sur lequel on l'évalue.

CHAPITRE 4

Résultats numériques

Nous avons introduit implicitement, dans nos modèles de synthèse (MF), des contraintes de fiabilité traduites par des limites sur les probabilités de blocage d'appels en cas de panne. Ainsi, pour chaque classe de service, on admet au maximum des probabilités de blocage de 1 % lorsque le réseau est en fonctionnement nominal et de 20 % en cas de panne, ces quantités pouvant évidemment varier selon les politiques préconisées par chaque opérateur de réseau.

Ce chapitre est consacré aux résultats numériques que nous avons obtenus en testant nos algorithmes avec les données d'un réseau réel présenté à la section 4.1. Dans la section 4.2, nous évoquons les difficultés que nous avons rencontrées lors de la résolution de nos modèles ainsi que les solutions que nous proposons. Nous comparons ensuite les coûts et les performances des réseaux logiques dimensionnés grâce à la méthode MF dans les cas multidébit et ATM à ceux auxquels conduisent les méthodes alternatives pour les mêmes technologies. Finalement, nous discuterons des effets du multiplexage statistique en confrontant les réseaux multidébits aux réseaux ATM.

4.1 Présentation du réseau cible

Le réseau type sur lequel nous nous proposons de tester notre algorithme présente les caractéristiques d'un réseau réel de Sprint utilisé aussi par Medhi (1994), Medhi et al. (1997) et Girard et Sansò (1998). Ce réseau, qu'on décrit à la figure 4.1, est composé de 10 commutateurs représentés par les cercles, 18 nœuds de transmission formés par les carrés ainsi que 27 liens physiques.

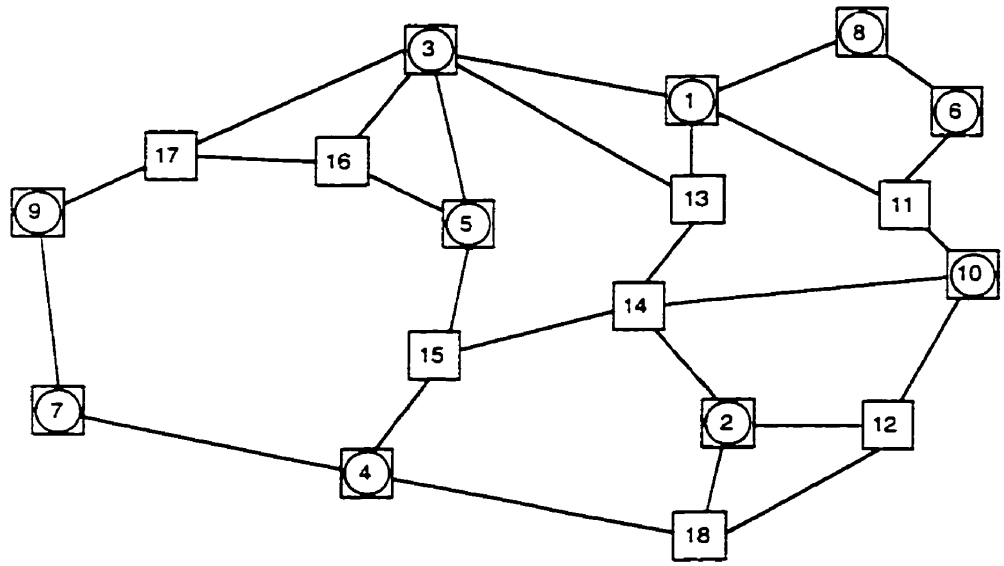


Figure 4.1: Réseau cible

Les coûts impliqués dans le dimensionnement du réseau sont déterminés à partir des caractéristiques tirées de Medhi (1994). Ainsi, le coût d'installation d'une unité de capacité dans le réseau logique (K_u) est égal à un coût fixe de 300 $ pour chaque port de terminaison auquel on ajoute un coût variable de 0.05 $ fonction de la distance (en miles) entre les commutateurs.

Tableau 4.1: Paramètres des classes de service

Classe de service	1	2	3
PCR (h)	1	6	24
MCR (m)	0.5	3	12
CLP (ε)	0.001	0.001	0.001

Dans cette étude comparative, nous considérons trois classes de service dont les paramètres sont décrits au tableau 4.1 avec les valeurs de débits exprimées en nombre de circuits ou BBU (multiple de 64 kbps). Dans le cas multidébit, les débits sont constants et égaux à leurs débits maximum (PCR). Ces valeurs de débit correspondent respectivement à des services de voix, vidéo et de transfert de données à haut débit. Quant aux autres quantités du tableau 4.1, à savoir le débit moyen de cellules (MCR) et la probabilité de perte de cellules (CLP), nous les avons choisies

de sorte que nous puissions effectivement constater une différence entre les réseaux multidébits à commutation de circuits et les réseaux ATM. Ces valeurs ne sont évidemment pas réalistes pour des services en temps réel mais elles sont nécessaires, autrement d'après l'approximation de Ritter et al. (1994), les débits équivalents seraient presque toujours égaux aux débits crêtes des classes de service.

Les matrices de demande sont tirées de données réelles en ce qui concerne la classe 1 et générées aléatoirement pour les autres classes de service. À l'annexe A, nous avons regroupé, en resumé, les fichiers d'entrée et de sortie significatifs pour le programme MF avec leurs formats.

4.2 Difficultés rencontrées dans la méthode MF

Dans cette section, nous récapitulons les difficultés rencontrées lors de la résolution des modèles MF. Pour la plupart, ces difficultés sont introduites par les fonctions de probabilité de blocage et de débit équivalent ainsi que leurs dérivées.

4.2.1 Acheminement d'appels

L'approximation de Labourdette et Hart (1992) n'est valide qu'en régime asymptotique. En pratique, cela se traduit par un débit du serveur au moins 10 fois plus élevé que le débit de la connexion :

$$N \geq 10\, w_c \qquad \forall\, c.$$

Dans le cas monodébit, les probabilités de blocage sont des fonctions monotones croissantes du trafic offert. En multiservice, elles ne sont pas forcément monotones spécialement pour les classes de trafics de petit débit. Cela dépend fortement de la composition du trafic offert et de la capacité du lien. Pour montrer ce phénomène, dans l'exemple de la figure 4.2, nous faisons varier le trafic de classe 3 sur un lien de communication multidébit de 80 circuits, les autres flux de trafics étant constants ($X_1 = 75$ Erl, $X_2 = 1$ Erl). Sur cette figure, on voit justement que pour la classe 2, la fonction de probabilité de blocage est non monotone. Quand on n'est pas en

régime asymptotique, la dérivée de la fonction de probabilité de blocage versus le trafic peut donc être négative comme on peut le constater à la figure 4.3.

L'acheminement d'appels qu'on exploite dans ce modèle de synthèse est basé sur l'algorithme de détournement de flot lui-même s'appuyant sur une procédure de recherche de plus courts chemins tel que l'algorithme de Dijkstra (Bertsekas et al., 1992). Les dérivées négatives des probabilités de blocage des classes 1 et 2 provoquent, dans ce cas (fig. 4.3), un coût marginal (2.21) pour la classe 3 qui peut être négatif sur l'arc concerné. Le problème d'acheminement d'appels revient alors à trouver des plus courts chemins dans un réseau qui comprend des arcs de coûts potentiellement négatifs et éventuellement des cycles de coûts négatifs.

Nous résolvons cette difficulté apportée par le modèle de blocage choisi en modifiant l'algorithme de sorte qu'il mette tout simplement à zéro les coûts des arcs visés. De cette manière, ces arcs ont toujours les coûts les plus bas et demeurent attrayants pour la procédure de calcul de PCC. Si ces arcs ne se retrouvent pas dans le PCC, la solution du problème d'acheminement serait tout de même proche de sa vraie valeur parce que ces arcs ont nécessairement des capacités assez faibles (sinon on serait en régime asymptotique).

4.2.2 Dimensionnement

Par définition, un appel d'une classe donnée ne pourra jamais être accepté lorsque le nombre de circuits du lien est inférieur au débit de cette classe :

$$N < w_c \quad \Rightarrow \quad B_c = 1 \qquad \forall\, c. \tag{4.1}$$

On présente à la figure 4.4 les fonctions de probabilités de blocage en fonction du nombre de circuits et à la figure 4.5 les dérivées de ces fonctions dans le cas multidébit à commutation de circuits ($X_1 = 10$ Erl, $X_2 = 1$ Erl et $X_3 = 0.5$ Erl). L'exemple de ces figures montre des discontinuités marquées notamment pour des valeurs de capacité égales aux valeurs spécifiques des débits.

On peut voir à la figure 4.5 d'autres discontinuités dans les dérivées des probabilités de blocage pour $N = 28$ soit lorsque $N = \sum_c w_c X_c$ ou encore $\gamma = 1$ (2.12).

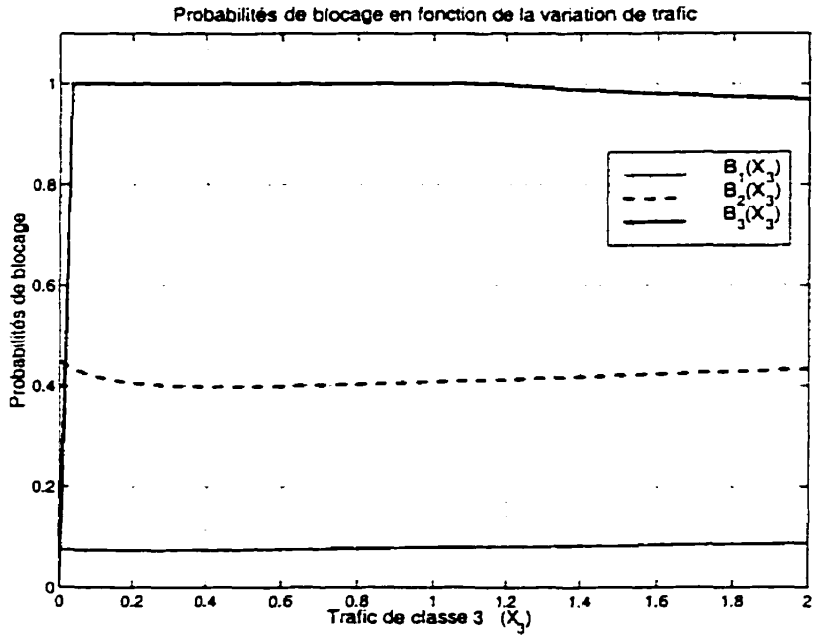


Figure 4.2: Probabilités de blocage vs trafic, Modèle de Labourdette

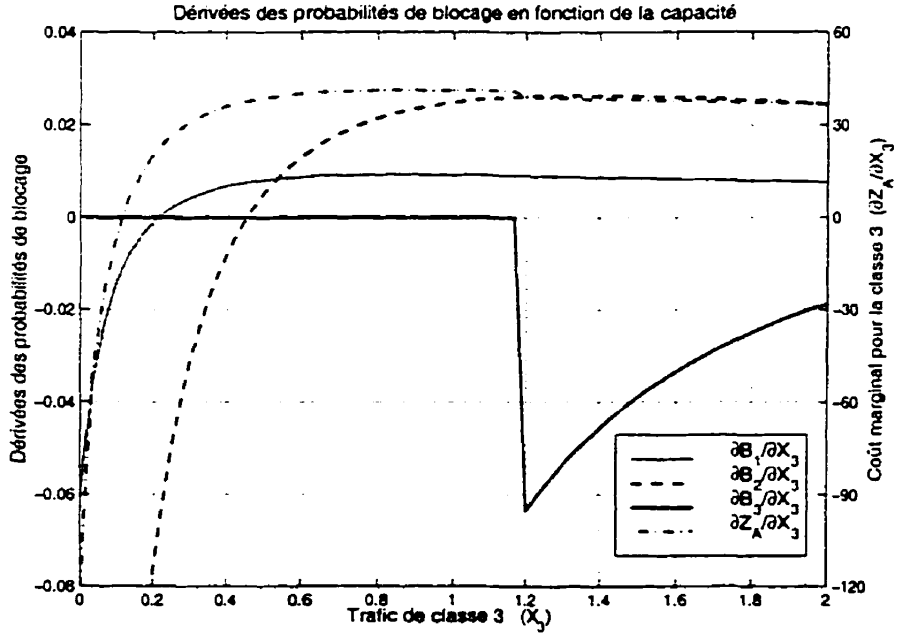


Figure 4.3: Dérivées des probabilités de blocage vs trafic

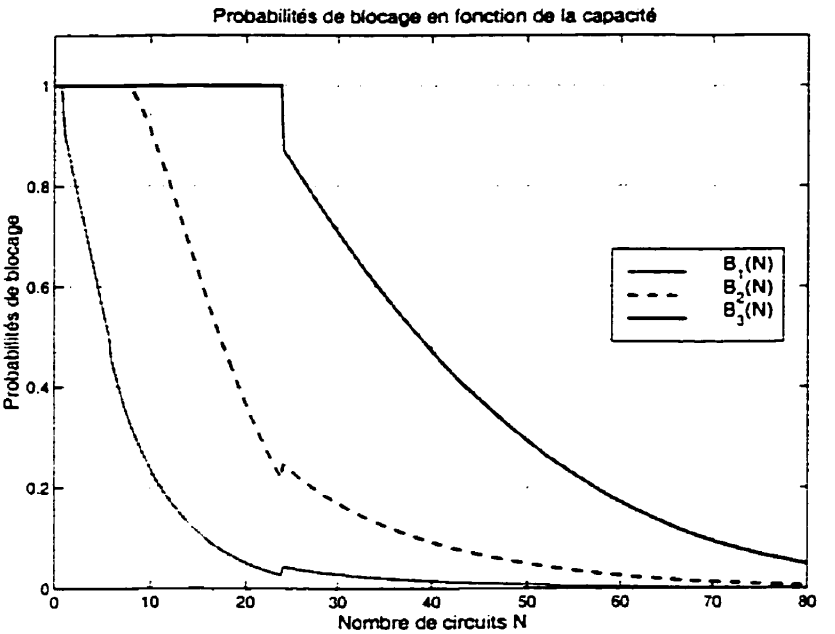


Figure 4.4: Probabilités de blocage vs le nombre de circuits

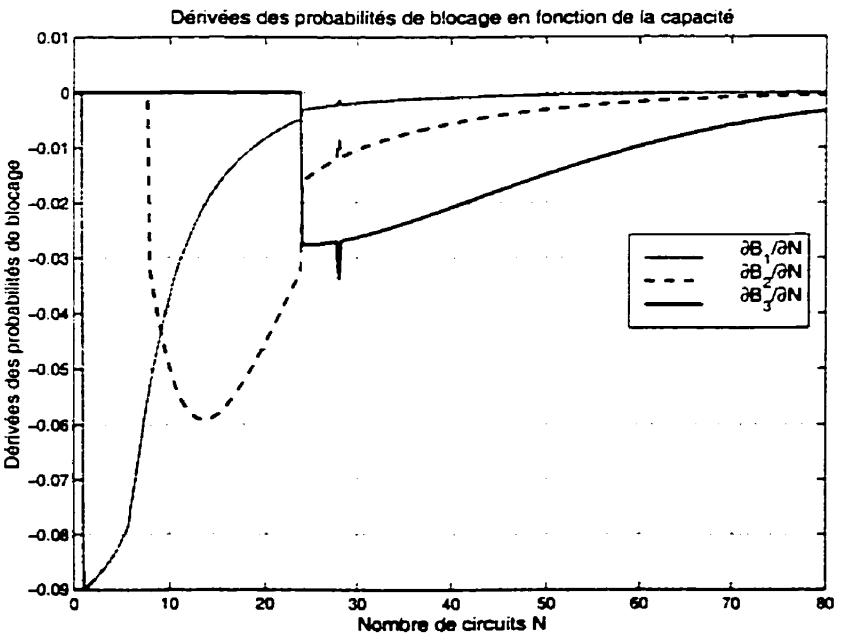


Figure 4.5: Dérivées des probabilités de blocage vs le nombre de circuits

Dans cette situation, puisqu'il est impossible de définir le débit δ du trafic équivalent à partir de l'équation (2.13) on pose donc que $\delta = V/M$ (Labourdette et al., 1992). Ce changement de formule explique donc les singularités remarquées à cet endroit.

Néanmoins, comme ces sauts sont prévisibles, il suffit de comparer la capacité du lien à la charge totale qui lui est offerte afin de savoir si la discontinuité provient de l'équation (4.1) ou du changement de formule dans le modèle de Labourdette.

Toutes ces discontinuités des dérivées des fonctions des probabilités de blocage ont une influence déterminante sur le comportement des courbes qui décrivent les équations de dimensionnement (2.24). La résolution de ces équations devient plus complexe dans la mesure où il faut tenir compte de toutes leurs particularités. La figure 4.6 témoigne des complications qui peuvent se dresser dans la recherche des capacités à installer. Pour $\alpha = 2000$, la courbe présente deux solutions locales ($N \simeq 21$ et $N \simeq 38.5$) comparativement à une seule lorsque $\alpha = 6000$ ($N \simeq 64.5$). Une plus forte pénalisation des pertes de trafic peut donc réduire le risque de faire face à ce genre de difficulté. Cependant, comme nous l'avons déjà mentionné, les points potentiels de discontinuité sont connus d'avance et les courbes sont presque monotones entre les intervalles limités par les valeurs de ces points. Nous pouvons donc effectuer une minimisation par morceaux et choisir ensuite la capacité pour laquelle l'objectif (Z_D) est minimum.

Cette démarche devient caduque en ce qui concerne les réseaux ATM car, puisque le débit équivalent de chaque classe de trafic varie selon la capacité du lien, on ne peut prédire a priori le comportement des courbes de dimensionnement. Nous trouvons donc une solution en débutant la recherche au voisinage de la charge totale de flot offerte au lien. Pour cela, on utilise des débits équivalents égaux aux débits maximum des classes de service.

4.2.3 Convergence de l'algorithme

La convergence de la méthode de Frank-Wolfe pour l'acheminement d'appels est assez lente dans le voisinage de l'optimum. À l'optimalité, tous les chemins qui écoulent du flot, pour une origine-destination et une classe données, doivent avoir des coûts marginaux égaux. Il nous est possible d'accélérer le calcul de la

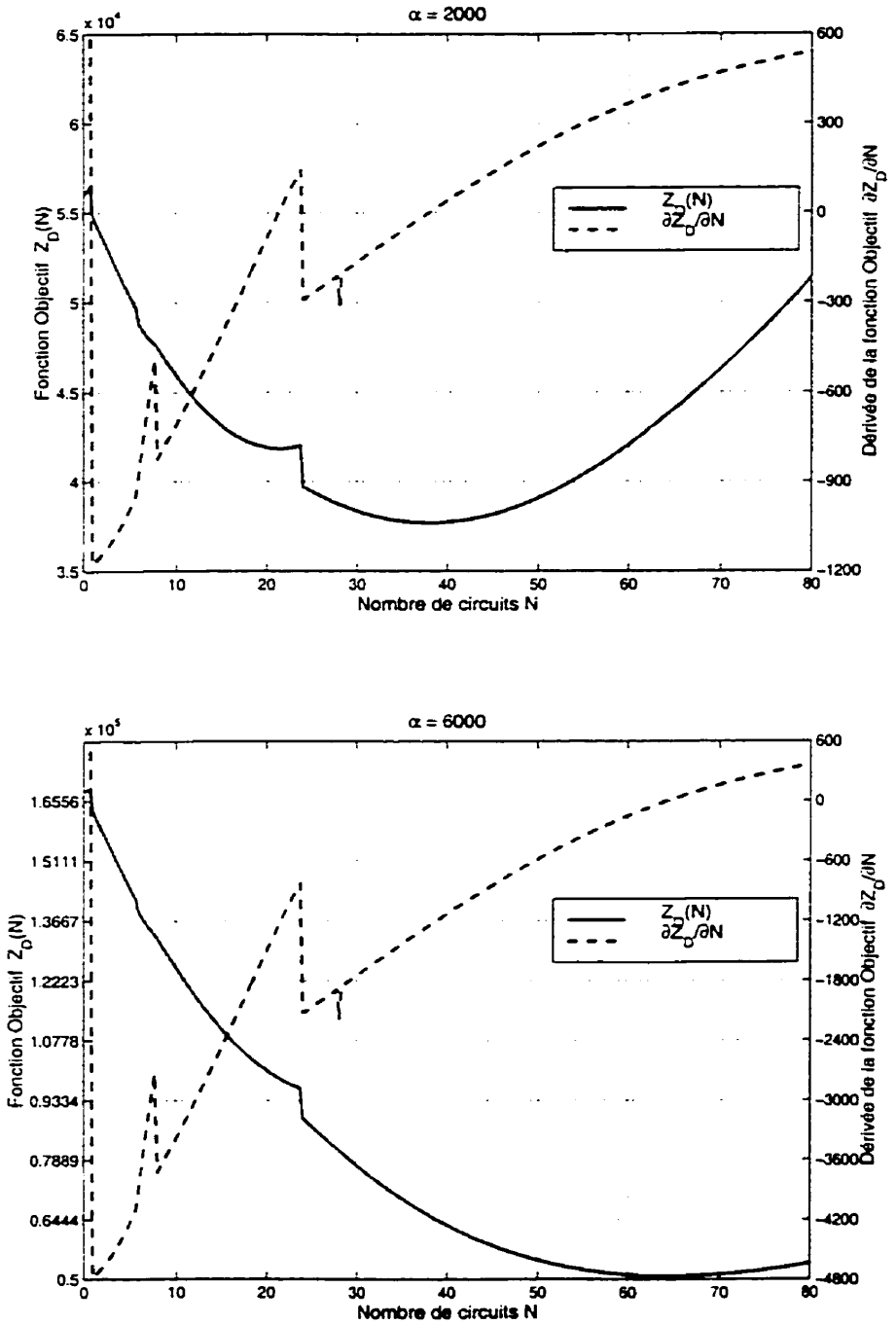


Figure 4.6: Courbes et dérivées de la fonction de dimensionnement

répartition optimale du trafic dans le réseau en augmentant la tolérance du critère d'arrêt dans les états de panne. Les valeurs des trafics offerts aux arcs dans les états de panne étant pondérées par les probabilités d'occurrence de ces états de panne, nous pouvons donc substituer la précision du calcul au gain de performance obtenu.

Le choix des pénalités (α) a un impact sur la forme de la courbe de dimensionnement et le calcul de la capacité à installer (fig. 4.6). D'une itération à l'autre, la capacité sur un arc peut varier beaucoup et causer des oscillations de l'algorithme. Pour prévenir cette instabilité, nous interdisons les déplacements brusques d'une solution à une autre en faisant une combinaison linéaire de la solution à l'itération courante ($N_u^{(i)}$) avec la solution à l'itération précédente (Girard et Liau, 1993) :

$$N_u^{(i)} = \varphi\, N_u^{(i-1)} + (1-\varphi)\, N_u^{(i)}, \quad 0.5 \leq \varphi \leq 1 \quad (\varphi = 0.8)\,. \tag{4.2}$$

4.3 Résultats comparatifs des réseaux multidébits

Dans cette section, nous faisons le dimensionnement du réseau cible (fig. 4.1) à l'aide des méthodes MF et SG. Nous désignons les réseaux selon le nom de la méthode de laquelle ils sont issus. Nous nous intéressons aux coûts de dimensionnement de ces deux réseaux et aux QS qu'ils offrent dans chaque état. À ce propos, nous utilisons l'acheminement SG pour calculer les probabilités de blocage de bout-en-bout puisqu'il est plus précis que celui implanté dans le modèle MF. Nous discutons aussi de l'influence du routage de circuits dans la synthèse de ces réseaux.

4.3.1 Coûts de dimensionnement

Nous présentons au tableau 4.2 les coûts de dimensionnement des réseaux ainsi que les temps CPU donnés par les différents algorithmes. Ces résultats ont été obtenus sur une station de travail SUN SPARC Ultra 1. Ce tableau compare quatre types de résultats suivant le routage de circuits et l'algorithme de synthèse choisis. Avec la méthode MF, nous avons réalisé trois réseaux à partir d'un routage optimal de circuits fourni par Sun et Girard (1998) (réseau MF), un routage 50-50 (MF

Tableau 4.2: Coûts et performances des réseaux multidébits

	réseau MF	réseau SG	MF 50-50	MF 67-33
Coût (M \$)	16.66	16.98	17.52	22.31
Temps CPU (s)	148	654	120	138
QS max classe 3 (%)	0.07	0.003	0.008	0.0007

50-50) et un routage 67-33 (MF 67-33). Le réseau SG est produit avec le routage optimal (SG).

Les coûts des réseaux MF et SG sont pratiquement identiques en ce qui concerne le routage SG; la différence est même inférieure à 2 % en faveur du réseau MF. L'analyse de la figure 4.7 démontre en fait que les modèles mènent à la même solution. Le modèle MF donne toutefois une solution légèrement moins chère parce qu'il installe, en moyenne, moins de circuits sur les faisceaux avec une QS légèrement moins bonne que le réseau SG. On peut constater cela sur la figure 4.8 qui exprime la différence relative des capacités installées sur les faisceaux du réseau MF par rapport au réseau SG. Dans cette figure, on détermine ce ratio en calculant $(N_{MF} - N_{SG})/N_{SG}$ exprimé en pourcentage.

En outre, grâce aux approximations considérées dans le modèle MF, nous pouvons réduire les temps de calcul de 4 à plus de 5 fois par rapport à ce qui est accompli par le modèle SG.

Nous pouvons aussi constater l'influence du routage sur le coût des réseaux. Avec le routage 50-50, le coût du réseau MF est de 3 % supérieur au coût du réseau réalisé avec le routage SG. La méthode MF couplée à un routage 67-33 donne, quant à elle, un réseau surdimensionné de 31 % (voir figure 4.9). Le routage 50-50 nous apparaît être donc, de prime abord, une bonne alternative d'algorithme de routage lorsqu'on ne dispose pas de méthode d'optimisation du routage.

4.3.2 Comparaisons des QS pour chaque état

Même si les deux modèles MF et SG aboutissent à des solutions quasi similaires, les différences entre les tailles des faisceaux peuvent entraîner des QS totale-

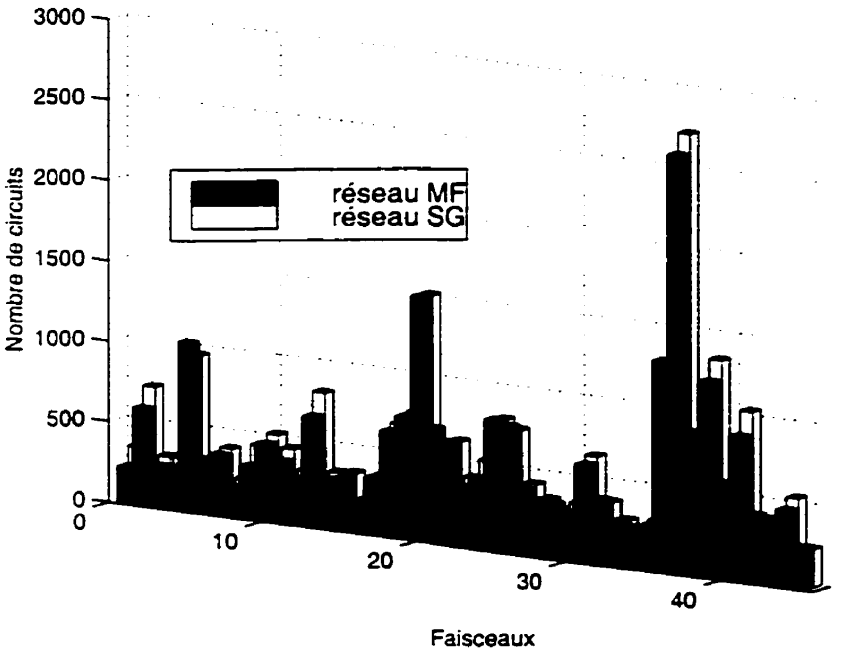


Figure 4.7: Taille des faisceaux des réseaux MF et SG (routage SG)

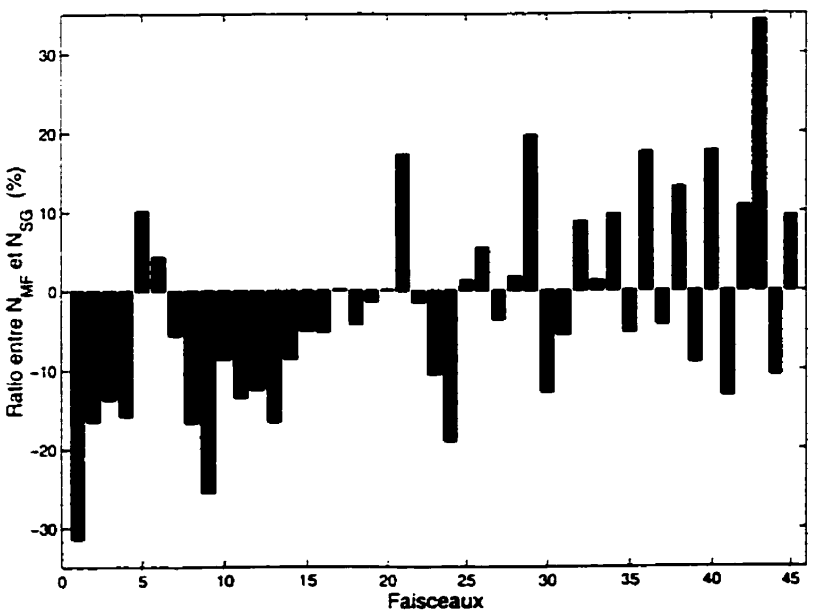


Figure 4.8: Différence entre les faisceaux des réseaux MF et SG (routage SG)

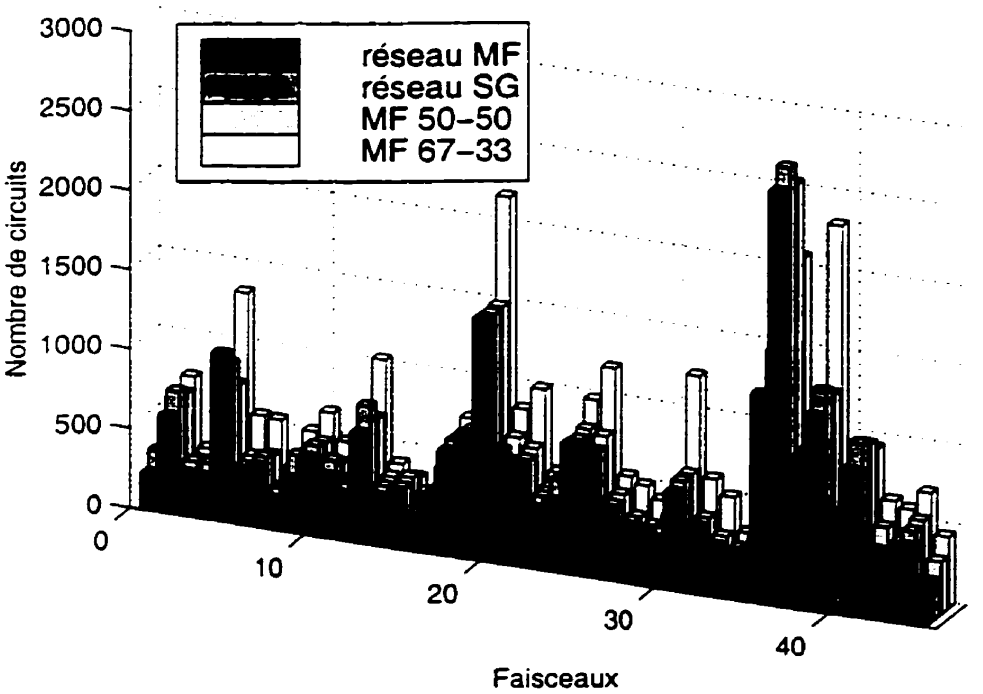


Figure 4.9: Taille des faisceaux des réseaux multidébits

ment différentes surtout en cas de panne. Nous présentons ici quelques graphiques représentant les probabilités de blocage de bout-en-bout (QS) par paire origine-destination. Ces résultats concernent uniquement la classe 3 car c'est elle qui possède le débit le plus élevé et qui subit donc les probabilités de perte les plus significatives.

Qualités de service pour un routage SG

Au bas du tableau 4.2 figurent les QS maximales atteintes pour la classe 3 en fonctionnement normal. Les QS sont très faibles pour les deux réseaux et très largement en deçà de la borne maximum fixée à 1 %. Cela est simplement dû au fait que les modèles de synthèse avec fiabilité tendent à surdimensionner les faisceaux afin de pallier l'effet des pannes. Pour le routage SG, les QS du réseau SG sont meilleures que celles du réseau MF parce que les faisceaux de ce dernier comptent, en moyenne, moins de circuits.

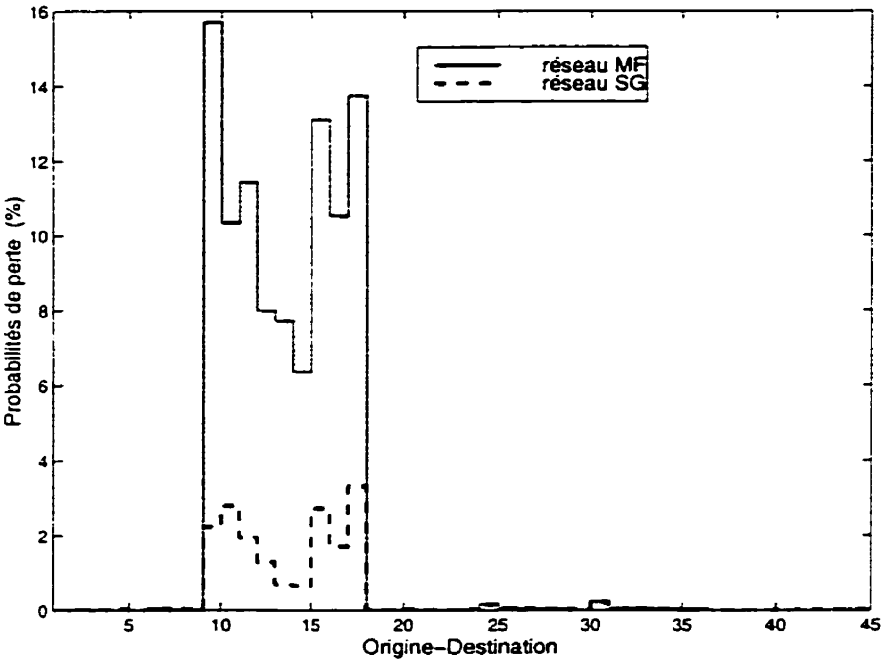


Figure 4.10: QS lorsque (2-14) en panne (multidébit, routage SG)

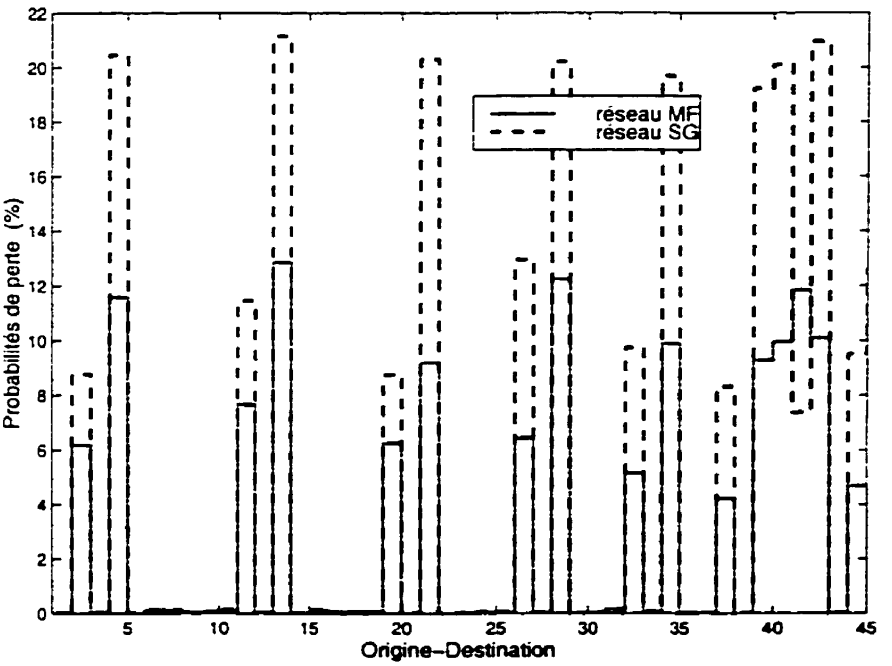


Figure 4.11: QS lorsque (4-7) en panne (multidébit, routage SG)

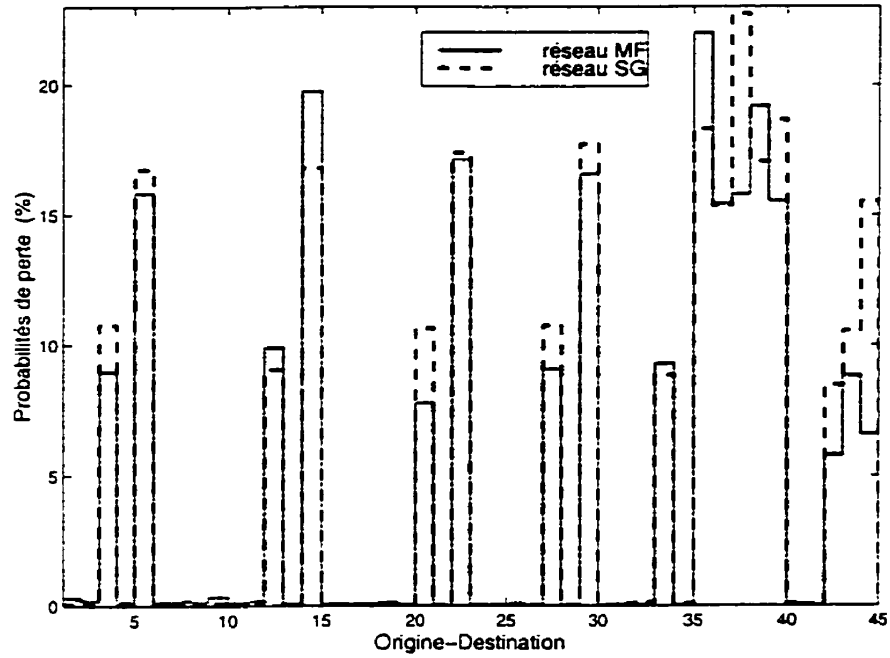


Figure 4.12: QS lorsque (6-8) en panne (multidébit, routage SG)

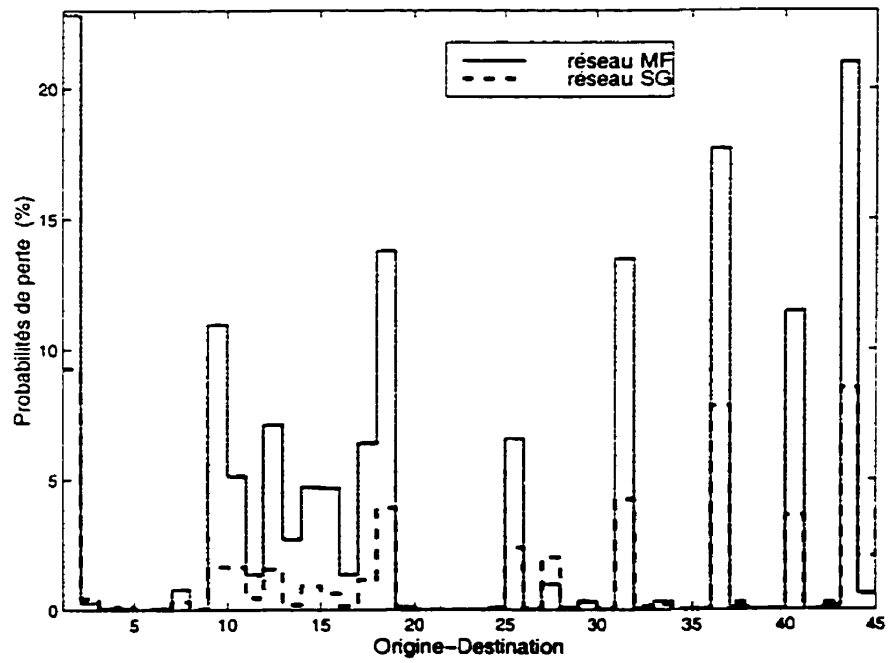


Figure 4.13: QS lorsque (10-11) en panne (multidébit, routage SG)

Dans cette première sous-section, nous montrons les histogrammes des QS offertes dans les états de panne par les réseaux MF et SG avec un routage SG. Nous disposons les paires origine-destination sur l'axe horizontal et les probabilités de blocage de bout-en-bout exprimées en pourcentage sur l'axe vertical.

En observant les figures 4.10 à 4.13 représentant les QS pour certains états de panne, nous remarquons que les histogrammes des QS sont assez semblables dans le sens où les pics et les creux se retrouvent pour les mêmes o-d. Ce résultat était prévisible puisque, d'une part, les solutions de ces deux réseaux sont similaires et d'autre part, le routage de circuits utilisé dans la procédure de dimensionnement est identique.

Par contre, comme le soulignent les figures 4.10 et 4.11, on ne peut affirmer que les QS du réseau SG seront meilleures à celles du réseau MF même si globalement le réseau SG comporte plus de circuits. En outre, les figures 4.12 et 4.13 illustrent que les valeurs maximales des QS ne sont pas nécessairement atteintes pour les mêmes o-d. Les acheminements d'appels considérés dans les deux modèles de synthèse expliquent ce fait étant donné que ce sont eux qui déterminent les flots sur les arcs et donc induisent les différences entre les faisceaux.

On constate aussi que les probabilités de perte n'excèdent pas, de façon générale, la borne maximum de 20 % excepté pour seulement quelques cas qui sont acceptables de toutes les façons. Ainsi, le réseau SG fournit une QS maximale de 22.7 % lorsque le lien (6-8) tombe en panne (fig. 4.12) et le réseau MF donne 22.8 % quand l'arc (10-11) fait défaut (fig. 4.13).

L'examen des distributions des QS en cas de panne démontre que la majorité des o-d perçoivent de faibles QS en cas de panne et quelques unes seulement subissent des QS voisines de la borne supérieure. Étant donné la figure 4.14, on aurait tendance à croire qu'il existe encore une marge de manœuvre qui nous permettrait de réduire le nombre de circuits sur les faisceaux et ainsi le coût des réseaux. Ceci est cependant inexact car tout routage des circuits introduit une forte corrélation entre les utilisations des arcs et les états de panne. C'est une difficulté intrinsèque du problème et non un défaut du modèle ou de l'algorithme. Un lien très peu sollicité dans un état peut être un arc critique pour un autre état. Ainsi, il est très difficile d'harmoniser les QS dans un état de panne sans pour autant dégrader fortement les

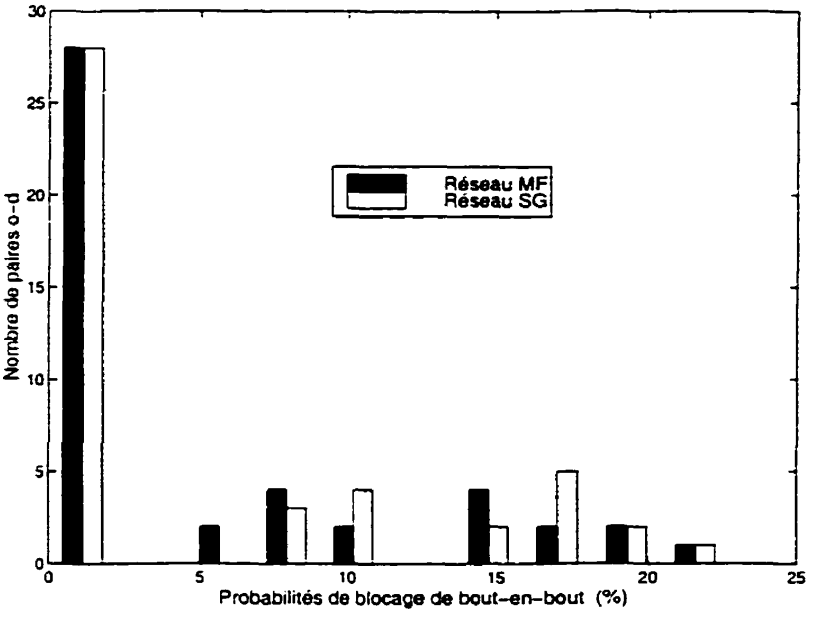


Figure 4.14: Distribution des QS lorsque (6-8) en panne (multidébit, routage SG)

QS dans un autre état. Cela est d'autant plus vrai que le réseau est grand et donc comporte beaucoup d'états de panne.

Qualités de service pour un routage 50-50

Nous avons constaté que les QS se ressemblent fortement lorsque le routage utilisé est identique. Dans cette sous-section, nous nous intéressons à l'influence du routage de circuits sur les QS. Pour cela, nous comparons les QS produites par le modèle MF à l'aide du routage SG (réseau MF) opposé à un routage 50-50 (MF 50-50). Il faut réoptimiser l'acheminement d'appels dans ces deux cas pour tenir compte du changement de routage.

Les figures 4.16 et 4.17 révèlent de grandes différences entre les formes des QS des réseaux multidébits pour des routages 50-50 et SG. La différence entre les tailles des faisceaux ne peut justifier un tel constat (figures 4.9 et 4.18 ainsi que fig. 4.19 pour un routage 67-33). Le routage de circuits est, nous le pensons, le seul facteur qui influence la forme des histogrammes des QS.

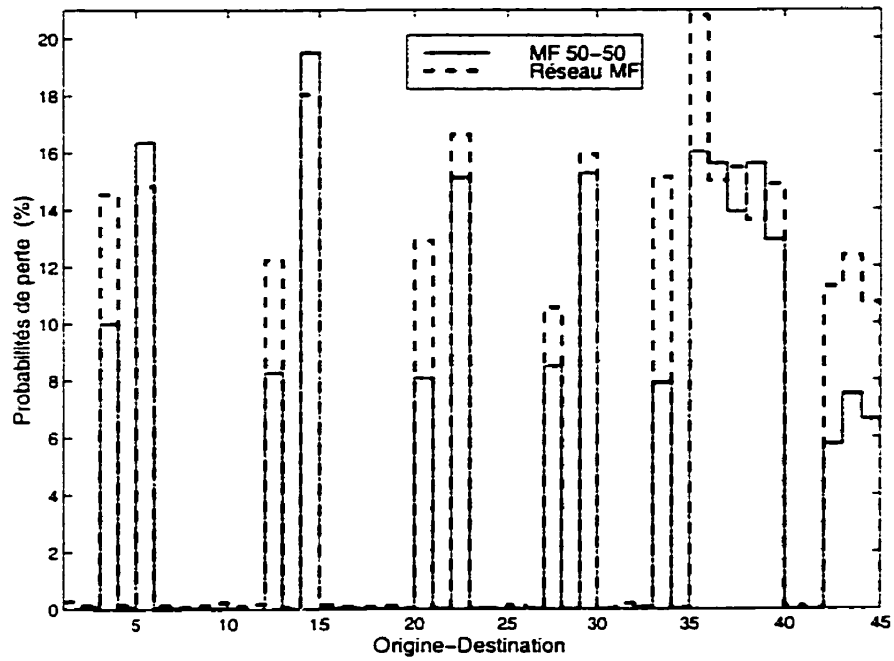


Figure 4.15: QS lorsque (1-8) en panne (multidébit, routage 50-50)

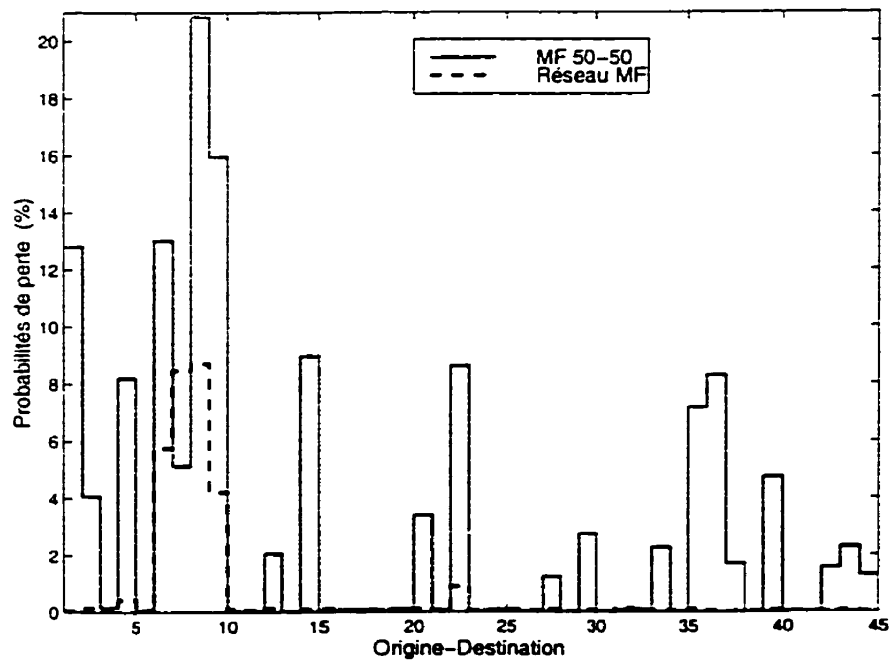


Figure 4.16: QS lorsque (1-13) en panne (multidébit, routage 50-50)

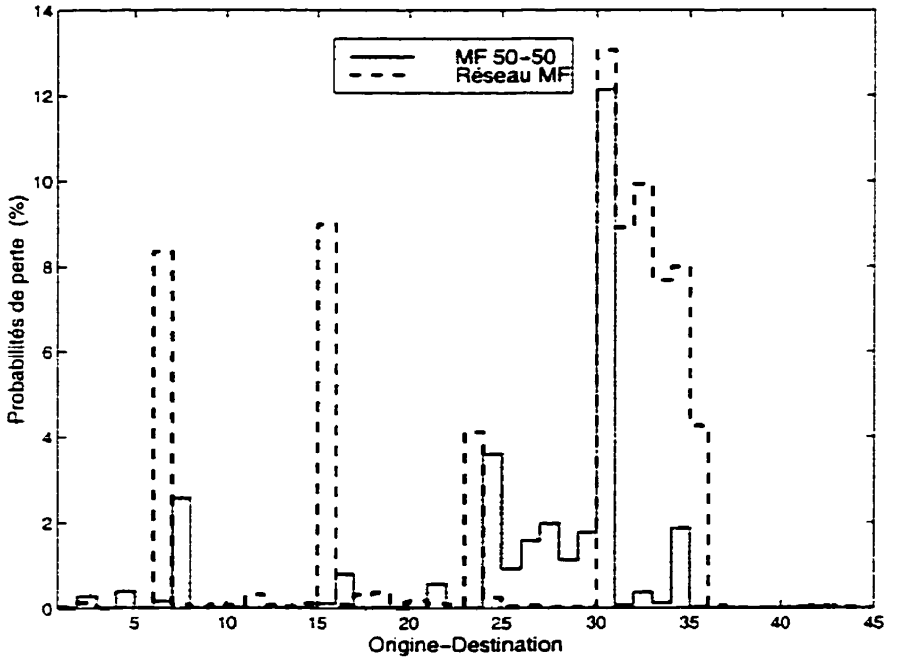


Figure 4.17: QS lorsque (5-15) en panne (multidébit, routage 50-50)

En revanche, à la figure 4.15, les QS maximales dans chaque état ainsi que les o-d pour lesquelles elles sont atteintes sont attribuables en grande partie à la taille des faisceaux installés sur les arcs.

Comme dans le cas des réseaux SG et MF avec un routage SG, les QS sont généralement inférieures à la limite imposée en cas de panne sauf pour certaines o-d. De plus, d'après les figures 4.16 et 4.17, il est aussi impossible de prévoir si le fait que le réseau MF 50-50 soit surdimensionné par rapport au réseau MF lui donne, à priori, de meilleures QS en cas de panne.

Le routage 50-50 n'est pas optimal pour ce problème puisque nous pouvons trouver un réseau de coût inférieur avec le routage SG. Néanmoins, intégré dans le modèle MF, il conduit à un réseau dont le coût et les performances sont proches de ce qu'on pourrait avoir avec le routage SG. Nous concluons donc qu'à défaut du routage SG, nous pouvons utiliser cette procédure simple de routage.

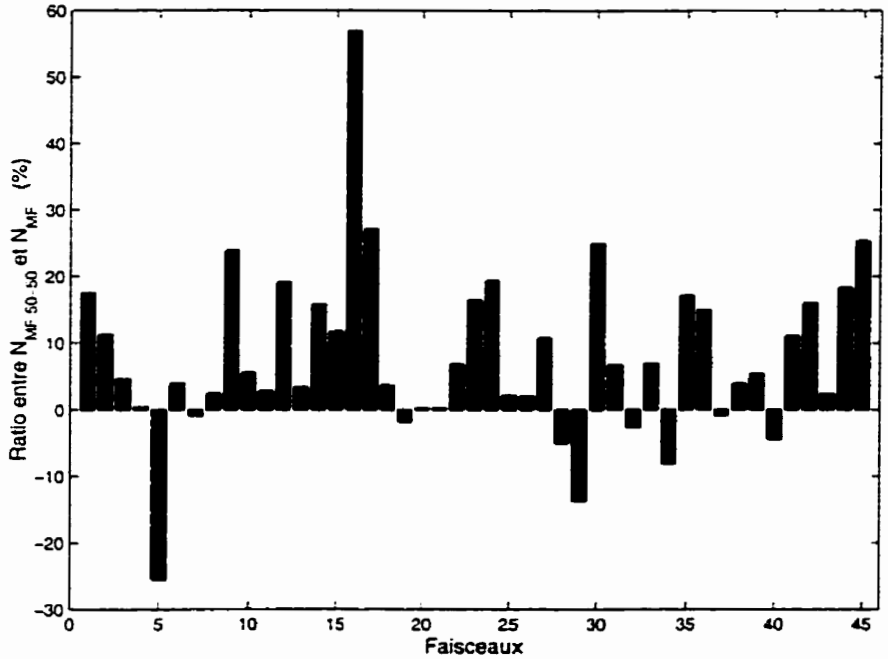


Figure 4.18: Différence entre les faisceaux des réseaux MF 50-50 et MF

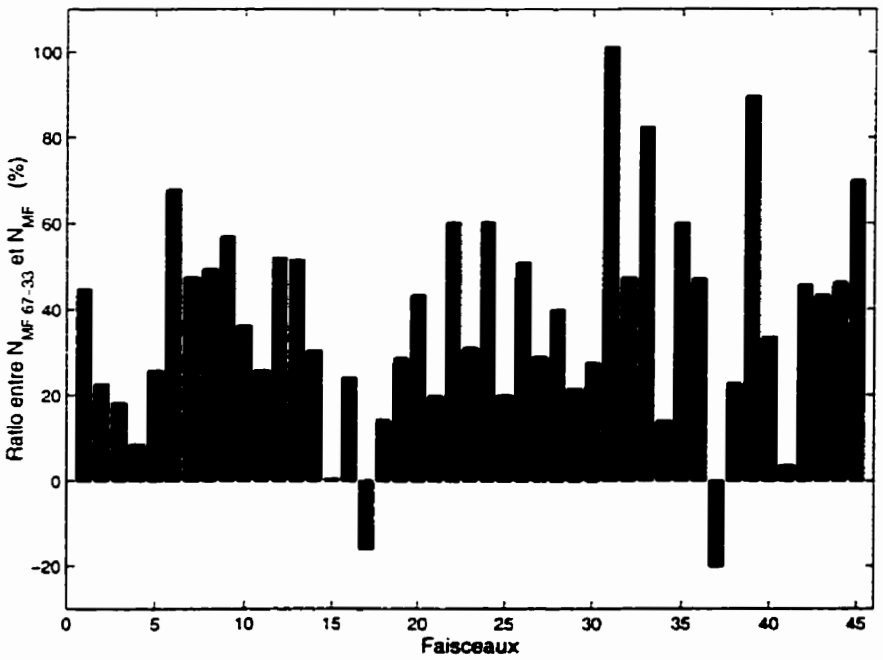


Figure 4.19: Différence entre les faisceaux des réseaux MF 67-33 et MF

4.4 Résultats comparatifs des réseaux ATM

À présent, nous procédons à l'étude comparative des modèles de synthèse ATM sur le réseau test de la figure 4.1. Pour chaque type de routage (SG, 50-50, 67-33), nous réalisons donc la synthèse de réseaux avec le modèle MF (réseau MF) et avec la méthode de dimensionnement de VP exposée à la section 3.4 (réseau VP).

4.4.1 Coûts de dimensionnement

La méthode de dimensionnement de VP permet de faire la synthèse de réseaux sans tenir compte des pannes. Comme dans cette méthode nous séparons les services par VP, alors les réseaux obtenus ont l'avantage d'offrir, pour toutes les classes de service, des QS pratiquement égales à la borne maximum fixée. Ainsi, en fonctionnement normal pour une QS maximum de 1 % pour chaque classe de service, on obtient un réseau VP de coût égal à $12M$ \$. Ce coût est le même quelle que soit la technique de routage pratiquée parce que cette méthode de dimensionnement de VP ne tient pas compte des pannes.

L'idée générale qui sous-tend la fiabilité est d'installer de la capacité additionnelle sur les liens pour prévenir les pannes. Pour intégrer la fiabilité dans le modèle de dimensionnement de VP, on peut surdimensionner les VP, la question étant de savoir quelle quantité de capacité doit-on rajouter. À des fins de comparaisons, on propose de surdimensionner de sorte que, pour chaque technique de routage, les réseaux VP et MF fournissent les mêmes QS maximales. Cela explique pourquoi, au tableau 4.3, les coûts des réseaux VP sont différents d'un routage à l'autre.

Le tableau 4.3 présente les coûts de dimensionnement des réseaux ATM et les temps CPU des différentes méthodes employées. Les QS du tableau sont les valeurs maximales de chaque classe lorsque le réseau est en fonctionnement normal.

En premier lieu, nous pouvons souligner l'importance du multiplexage de services. En effet, la différence entre les coûts de dimensionnement pour le réseau MF pour un routage SG avec fiabilité est relativement faible, de l'ordre de 7 % en faveur du réseau VP dimensionné sans pannes ($12M$ \$). Cependant, on imagine bien que les QS offertes par le réseau MF seront meilleures surtout en cas de panne.

Tableau 4.3: Coûts et performances des réseaux ATM

Routage		SG		50-50		67-33	
Algorithme		MF	VP	MF	VP	MF	VP
Coût (M \$)		12.86	14.44	13.37	14.60	16.37	16.30
QS max (%)	1	0.002		0.001		0.00005	
	2	0.01		0.009		0.0004	
	3	0.09		0.07		0.004	
Temps CPU (s)		183	1.6	162	1.6	151	1.7

Ce même tableau démontre que pour les routages SG et 50-50, les réseaux MF coûtent nettement moins cher que les réseaux VP (surdimensionnés pour les pannes) avec des marges de 12 % et 9 % respectivement. Nous montrons aux figures 4.20 et 4.21 que le modèle VP donne une solution qui comporte en moyenne plus de capacité que le modèle MF en ce qui concerne le routage SG. Avec un routage 67-33, les deux réseaux VP et MF sont très comparables moyennant une mince différence de coût de 0.4 %. Comme cela, même s'il tient compte des pannes directement dans son processus de synthèse, le modèle MF produit des réseaux économiquement plus avantageux.

Le routage considéré influe aussi sur le coût de dimensionnement. Sur ce point, le routage 50-50 se démarque encore une fois compte tenu que le réseau MF 50-50 coûte seulement 4 % plus cher par rapport au réseau MF (routage SG) comparativement à 27 % pour le routage 67-33.

4.4.2 Comparaisons des QS pour chaque état

Les réseaux VP ont été surdimensionnés pour tenir compte des pannes. Voyons comment ils se comportent en cas de panne par rapport aux réseaux MF. Comme nous l'avons déjà mentionné, contrairement aux réseaux MF, les QS données par les réseaux VP ne sont pas dominées par la QS de la classe de service de débit le plus élevé parce que les services ne sont pas multiplexés. Ainsi, nous présentons des graphiques comparatifs des probabilités de perte par origine-destination pour les classes 2 et/ou 3.

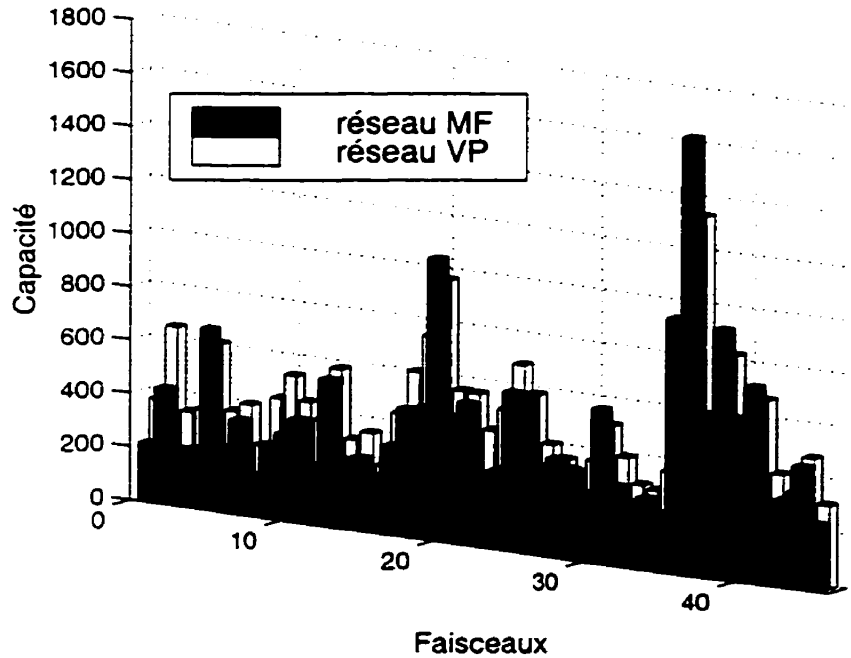


Figure 4.20: Taille des faisceaux des réseaux VP et MF (routage SG)

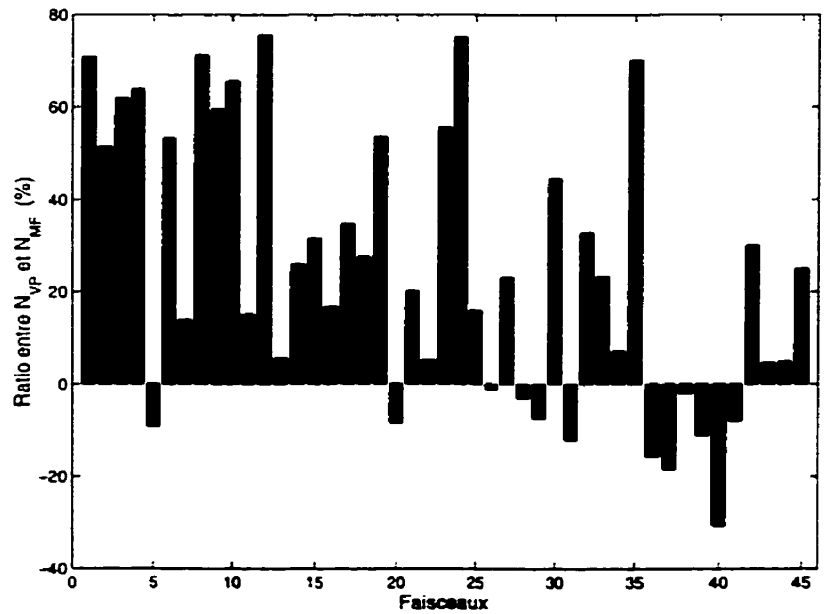


Figure 4.21: Différence entre les faisceaux des réseaux VP et MF (routage SG)

Nous présentons d'abord quelques histogrammes comparatifs de QS des réseaux MF et VP en cas de panne pour un routage SG et ensuite pour un routage 50-50.

Qualités de service pour un routage SG

Nous remarquons, à la lueur des figures 4.22 à 4.25, que les QS en cas de panne du réseau VP sont généralement moins bonnes que celles du réseau MF. Alors que, en ce qui concerne le réseau VP, ces QS peuvent atteindre des valeurs maximales de 63.4 %, 63.9 % et 55.8 % respectivement pour les classes 1, 2 et 3, on ne retrouve que des pertes de 30.0 % au maximum pour la classe 3 dans le cas du réseau MF (figure 4.25). Lorsqu'on examine les QS des classes de service de débit inférieur aux figures 4.22 et 4.24, on peut se rendre compte qu'elles sont partout inférieures à 6 % pour le réseau MF tandis qu'elles demeurent très élevées pour le réseau VP.

Le réseau VP contient plus de capacité sur ses liens pourtant il ne peut offrir des QS acceptables en cas de panne. Ce premier résultat est très important car, en effet, il prouve que rajouter simplement de la capacité additionnelle sur les arcs du réseau ne constitue pas à elle seule une bonne stratégie pour pallier les effets des pannes. Il faut donc opter pour une démarche de synthèse de réseaux plus globale qui intègre le routage de circuits.

Au contraire des réseaux multidébits, les histogrammes des QS des réseaux MF et VP possèdent des allures différentes. Il y a des paires o-d qui ne subissent pas les effets des pannes dans le réseau VP par rapport au réseau MF. C'est le cas des paires o-d numérotées de 23 à 30 à la figure 4.23 et les o-d 8 à 12 de la figure 4.25. Cela révèle l'importance de la présence de chemins de débordement pour écouler la demande de trafic dans le modèle MF. Le trafic est donc réparti plus uniformément dans le réseau entraînant par conséquent un blocage plus distribué qui permet d'éviter d'avoir des valeurs de QS extrêmes.

On peut vérifier ce fait à la figure 4.26. Pour le réseau MF, on dénombre moins de paires o-d dont les QS sont faibles et plus dont les QS sont comprises entre 5 et 20 %.

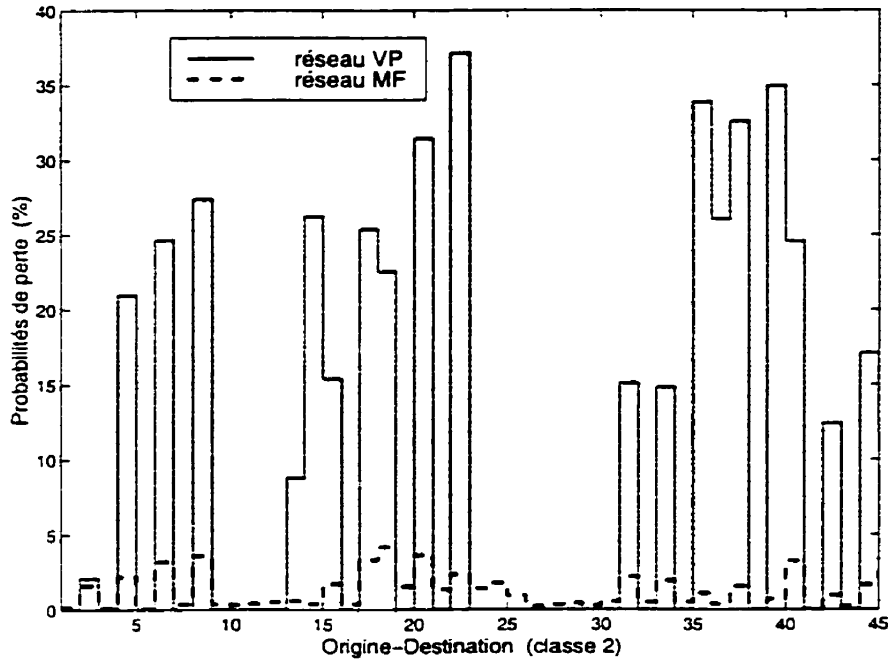


Figure 4.22: QS classe 2 lorsque (1-3) en panne (ATM, routage SG)

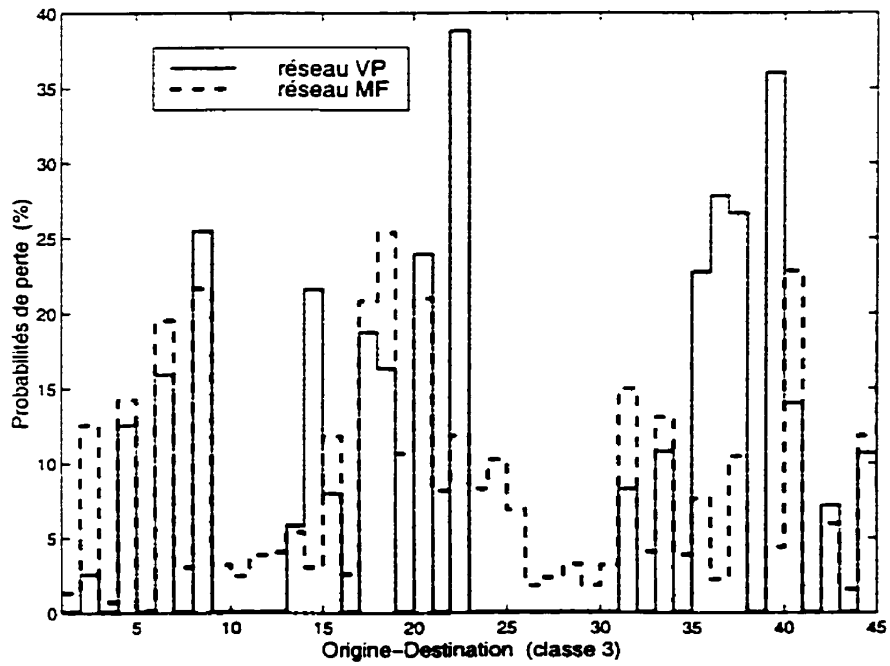


Figure 4.23: QS classe 3 lorsque (1-3) en panne (ATM, routage SG)

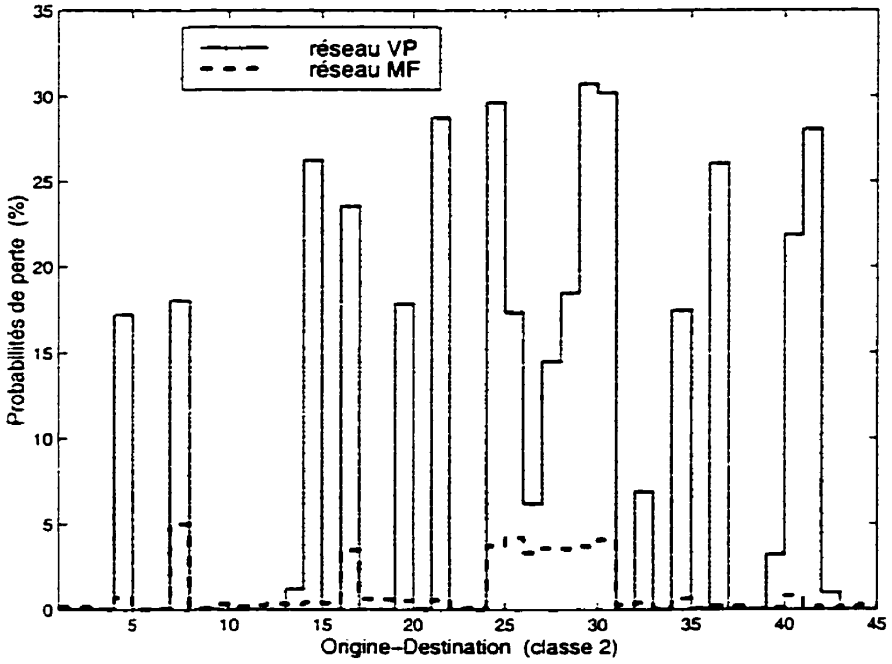


Figure 4.24: QS classe 2 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage SG)

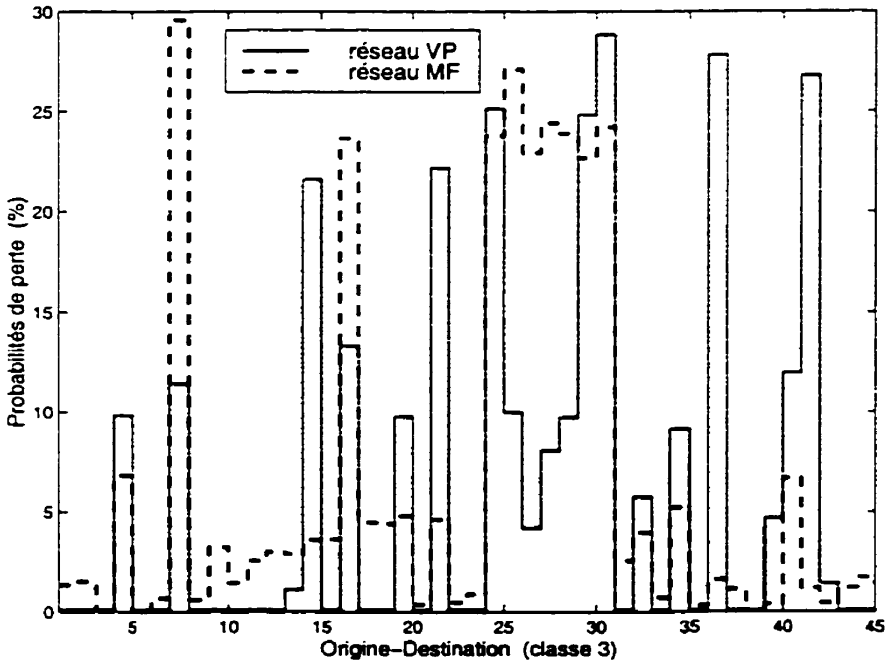


Figure 4.25: QS classe 3 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage SG)

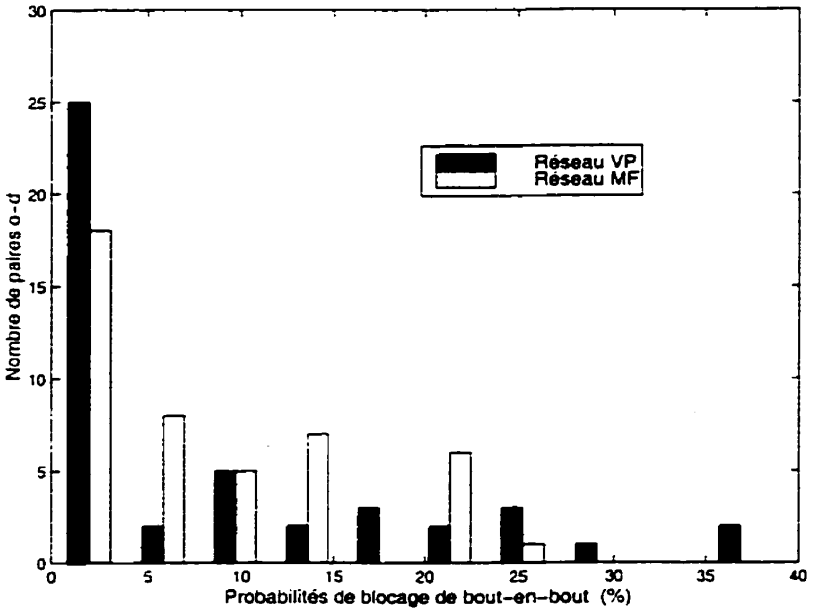


Figure 4.26: Distribution des QS (classe 3) lorsque (1-3) en panne (ATM, routage SG)

Qualités de service pour un routage 50-50

Nous avons établi que le routage des circuits revêt une grande importance dans le comportement des réseaux en cas de panne. Dans cette sous-section, nous nous attacherons à démontrer cette assertion lorsqu'on considère une autre technique de routage de circuits.

Comme on peut s'y attendre, les QS produites par le réseau MF sont, dans l'ensemble, meilleures que celles du réseau VP pour un routage 50-50 (figures 4.27 à 4.29) et cela, même si le réseau VP contient plus de capacité que le réseau MF (figure 4.30). Ce phénomène se produit aussi pour un routage 67-33.

Les valeurs maximales des QS atteintes par le modèle VP pour les classes 1, 2 et 3 sont 41.0 %, 38.2 % et 39.1 % comparativement à 36.6 % pour la classe 3 du modèle MF. En outre, les QS sont nettement inférieures à la borne supérieure pour les classes de service de débits plus petits (figure 4.28).

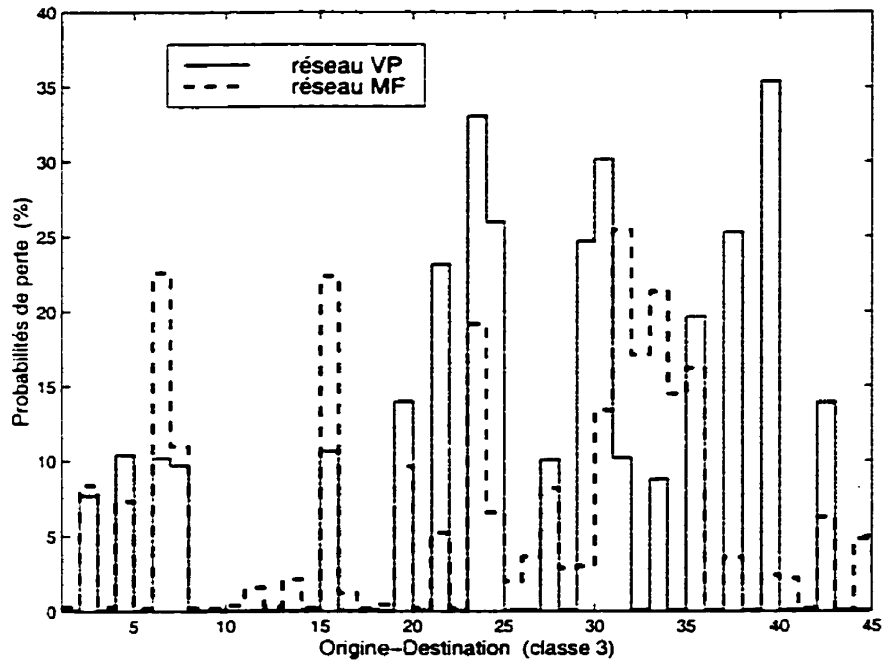


Figure 4.27: QS classe 3 lorsque (3-5) en panne (ATM, routage 50-50)

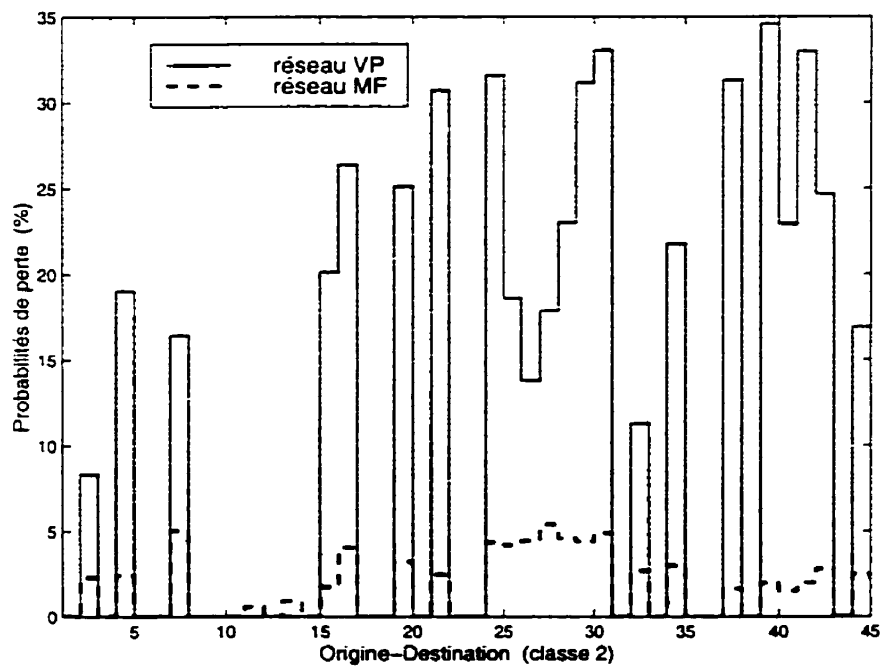


Figure 4.28: QS classe 2 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage 50-50)

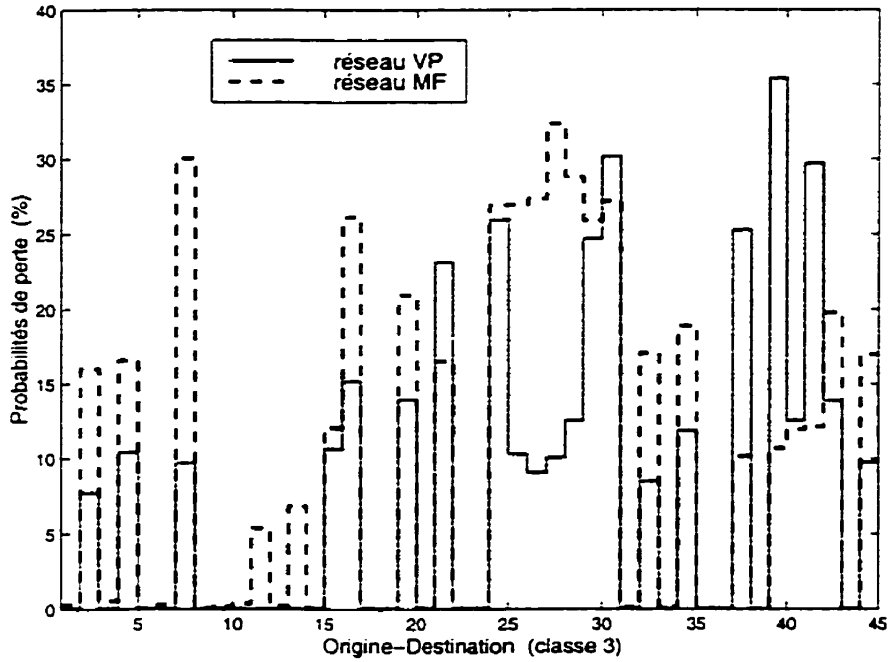


Figure 4.29: QS classe 3 lorsque (4-15) en panne (ATM, routage 50-50)

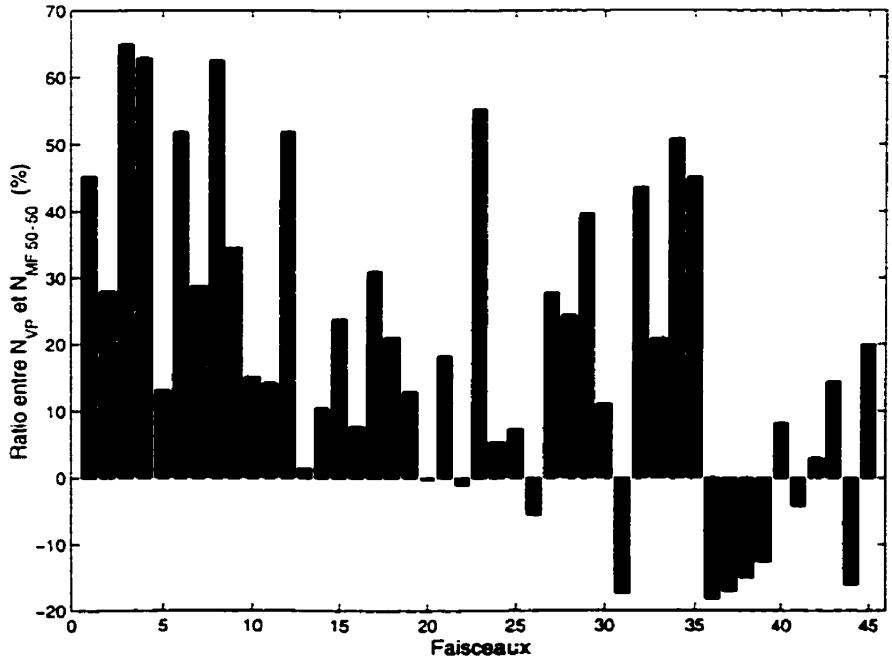


Figure 4.30: Différence entre les faisceaux des réseaux VP et MF (routage 50-50)

Les valeurs maximales des QS peuvent sembler meilleures pour le réseau VP lorsqu'on utilise un routage 50-50 mais il faut cependant souligner que dans ce cas, ce réseau a été plus dimensionné que pour le routage SG.

Par conséquent, quelque soit le type de routage que nous avons utilisé, la même conclusion prévaut à savoir qu'il faut prendre en considération le routage de circuits directement dans le processus de synthèse.

Ici encore, aux figures 4.27 et 4.29 particulièrement, on peut voir que les formes des QS sont différentes. L'acheminement d'appels dans le modèle MF ou tout autre acheminement avec débordement permet de mieux répartir le trafic dans le réseau et avoir ainsi des QS convenables en cas de panne.

Vu les performances du routage 50-50, nous le recommandons comme algorithme de routage dans la mesure où on ne dispose pas d'un modèle d'optimisation du routage tel que le modèle SG.

4.5 Comparaisons des réseaux multidébits et ATM

La première remarque a trait aux coûts de dimensionnement de ces réseaux. Grâce au multiplexage statistique, nous sommes capables de construire des réseaux ATM beaucoup moins chers que ceux que peuvent offrir le modèle multidébit tout en fournissant relativement le même niveau de service à quelques exceptions près.

Cependant, dans le cas ATM, il est plus difficile d'atteindre les objectifs de QS fixés à cause de l'ajout du modèle de débit équivalent. Les variations des débits équivalents d'une itération à l'autre ralentissent considérablement la convergence du modèle et les temps de calcul plus grands dans ce cas attestent ce fait.

4.6 Conclusion

Nous avons présenté, dans ce chapitre, les résultats numériques des modèles MF dans les cas de réseaux multidébits et ATM. Dans un premier temps, nous avons abordé les difficultés du problème principalement dues aux modèles de trafic (débit

équivalent) et de calcul de performance (blocage). Nous avons analysé ensuite les résultats obtenus.

De cela, il ressort que pour les réseaux multidébits à commutation de circuits, les modèles MF et SG donnent des solutions identiques à toutes fins pratiques pour des routages SG et 50-50. En général, les QS respectent les contraintes fixées même en cas de panne. De plus, avec le modèle MF, les temps de calcul sont de 4 à 5 fois plus faibles que le modèle SG.

Quant aux réseaux ATM, le modèle MF donne des solutions de coûts largement inférieurs à ceux qu'on peut obtenir avec une méthode qui pourrait être appliquée dans l'industrie (dimensionnement de VP). De plus, quand on ne rajoute pas de capacités additionnelles dans le modèle VP, les coûts des réseaux MF et VP sont très proches l'un de l'autre mais les QS restent toujours à l'avantage du modèle MF. Ainsi, nous constatons que le surdimensionnement, à lui seul, n'est pas la panacée aux problèmes de fiabilité dans le réseau. Il faudrait, pour cela, intégrer le routage de circuits pour tenir compte de la propagation des pannes.

Compte tenu de la qualité des résultats auxquels on peut aboutir en l'employant, le routage 50-50 constitue un bon algorithme lorsqu'on ne dispose pas de méthode d'optimisation du routage.

Finalement, la crainte que nous avions à propos de la convergence globale de la méthode puisque les pénalités sont mises à jour à chaque itération s'avère vaine. La méthode converge et conduit à de bonnes solutions.

Conclusion

Dans ce mémoire, nous avons abordé le problème de synthèse de réseaux de télécommunications multiservices large bande avec des contraintes de fiabilité. Pour ce faire, nous avons considéré que les pannes se produisent au niveau physique (réseau de transmission) et leurs effets se propagent au niveau logique (réseau commuté). Pour évaluer la fiabilité, nous avons choisi une mesure qui reflète le mieux la perception qu'ont les usagers du niveau de service en cas de panne du réseau, l'espérance du trafic perdu dû aux pannes.

En nous appuyant sur cette métrique, nous avons proposé une nouvelle méthode de synthèse dont le problème d'acheminement d'appels est simplifié et modélisé par des multiflots. Le problème de dimensionnement consiste alors à établir un compromis entre le coût d'installation de la capacité et le trafic perdu qu'on pénalise. Ce modèle s'applique aussi bien aux réseaux multidébits à commutation de circuits qu'aux réseaux ATM lorsqu'on ajoute la notion de débit équivalent. Ce modèle de synthèse est flexible car il n'est fondé sur aucun acheminement d'appels particulier pour le multidébit comme pour l'ATM. Il peut ainsi accepter diverses techniques d'acheminement en temps réel.

Nous avons proposé un algorithme itératif d'assignations successives de flot et de capacité pour résoudre ce modèle. Nous y avons intégré une méthode du sous-gradient pour mettre à jour les valeurs des pénalités pour le trafic perdu. Toutefois, l'implantation de cet algorithme et la résolution d'un cas réel ont soulevé des difficultés d'ordre numérique que nous avons d'ailleurs mentionnées.

L'analyse des résultats que nous avons faites nous permet de faire quelques constats et recommandations. Tout d'abord, le modèle se comporte généralement aussi bien sinon même mieux que les méthodes auxquelles nous l'avons comparé. Pour le multidébit, on obtient des réseaux dont les coûts sont très semblables à ceux que produisent le modèle de Sun et Girard (1998). Pour l'ATM, le modèle donne des solutions meilleures à celles qu'on pourrait avoir en utilisant une méthode de dimensionnement pratiquée dans l'industrie.

Ensuite, la stratégie qui consiste à surdimensionner le réseau pour atteindre un niveau de fiabilité doit être sujette à la considération du routage de circuits si on veut aboutir à des résultats probants.

Enfin, nous recommandons le routage 50-50 comme méthode de routage de circuits lorsqu'on n'a pas de modèle d'optimisation du routage. C'est une technique simple mais qui donne des résultats très proches de ceux que nous avons pu déterminer avec le routage SG.

En conclusion, le modèle MF donne de bons résultats quant aux coûts des réseaux, à leurs performances en cas de panne et aux temps de résolution investis.

Néanmoins, il existe de nouvelles avenues qui auraient avantage à être explorées. On pourrait modéliser plus de caractéristiques propres à l'ATM. Par exemple, dans ce travail, nous avons considéré uniquement des connexions point-à-point alors que l'ATM peut supporter aussi des connexions multipoint. Il faudrait aussi tenir compte de la possibilité de reroutage dynamique des VP, une des caractéristiques les plus utiles de l'ATM.

Un autre point serait de considérer la notion de priorité d'appels. En effet, dans le modèle de blocage de Labourdette et Hart (1992), les classes de service de petits débits sont automatiquement avantagées. Il s'agit ici de déterminer les priorités en fonction de paramètres plus réalistes tel que le revenu généré par l'appel ou son caractère urgent (services d'urgence).

Bibliographie

BALL, M.O. (1979). *Computing network reliability.* Operations Research, Vol. 27, 823–838.

BERTSEKAS, D. et GALLAGER R. (1992). *Data networks.* 2e édition, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, NJ.

DZIONG, Z. (1997). *ATM network resource management.* McGraw-Hill, NY.

ELWALID, A.I. et MITRA, D. (1993). *Effective bandwidth of general Markovian traffic sources and admission control of high speed networks.* IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 1, No. 3, 329–343.

FRATTA, L., GERLA, M. et KLEINROCK, L. (1973). *The flow deviation method : An approach to store-and-forward communication network design.* Networks, Vol. 3, 97–133.

GAVISH, B. et NEUMAN, I. (1986). *Capacity and flow assignment in large computer networks.* Proceedings of IEEE INFOCOM'86, Miami, FL., 275–284.

GAVISH, B. et NEUMAN, I. (1989). *System for routing and capacity assignment in computer communication networks* IEEE Transactions on Communications, Vol. 37, No. 4, 360–366.

GERLA, M. et KLEINROCK, L. (1977). *On the topological design of distributed computer networks.* IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-25, No. 1, 48–60.

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

GIRARD, A. et OUIMET, Y. (1983). *End-to-end blocking for circuit-switched networks : polynomial algorithms for some special cases.* IEEE Transactions on Communications, Vol. 31, No. 12, 1269–1273.

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

GIRARD, A. et LIAU, B. (1993). *Dimensioning of Adaptively Routed Networks.* IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 1, No. 4, 460–468.

GIRARD, A. et SANSÒ, B. (1998). *Multicommodity flow models, failure propagation and reliable loss network design.* IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 6, No. 1, 82–93.

GIRARD, A. (1999). *The common structure of packet- and circuit-switched network synthesis.* Telecommunications network planning, Sansò, B. et Soriano, P., Éditeurs, Kluwer, Norwell, MA, 101–119.

GUÉRIN, R., AHMADI, H. et NAGHSHINEH, M. (1991). *Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks.* IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 9, No. 7, 968–981.

HUI, J.Y. (1988). *Resource allocation for broadband networks.* IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 6, No 9, 1598–1608.

ITU-T Recommandation I.121 (1991). *Broadband aspects of ISDN.* Genève.

KAUFMAN, J.S. (1981). *Blocking in a shared resource environment.* IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-29, No. 10, 1474–1481.

KELLY, F.P. (1986). *Blocking probabilities in large circuit-switched networks.* Advances in Applied Probability, Vol. 18, 473–505.

KELLY, F.P. (1991). *Effective bandwidths at multi-class queues.* Queueing Systems, Vol. 9, 5–16.

KELLY, F.P. (1996). *Notes on effective bandwidths.* Stochastic Networks : Theory and Applications. F.P. Kelly, S. Zachary et I.B. Ziedins (Éditeurs), Oxford University Press, 141–168. *http://www.statslab.cam.ac.uk/~frank/eb.html*

KESIDIS, G., WALRAND, J. et CHANG, C-S. (1993). *Effective bandwidths for multiclass markov fluids and other ATM sources.* IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 1, No.4, 424–428. *http://odysseus.uwaterloo.ca/~kesidis/papers.html*

LABOURDETTE, J.F.P. et HART, G.W. (1992). *Blocking probabilities in multitraffic loss systems : insensitivity, asymptotic behavior, and approximations.* IEEE Transactions on Communications, Vol. 40, No. 8, 1355–1366.

LAZAR, A.A., ORDA, A. et PENDARAKIS, D.E. (1997). *Virtual Path Bandwidth Allocation in Multi-User Networks.* IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 5, No. 6, 861–871.

MEDHI, D. (1994). *A unified approach to network survivability for teletraffic networks : Models, algorithms and analysis.* IEEE Transactions on Communications, Vol. 42, No. 2-4, 534–548.

MEDHI, D. et GUPTAN, S. (1997). *Network dimensioning and performance of multi-service, multi-rate loss networks with dynamic routing.* IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 5, No. 6, 944–957.

MURAKAMI, K. et KIM, H.S. (1998). *Optimal capacity and flow assignment for self-healing ATM networks based on line and end-to-end restoration.* IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 6, No. 2, 207–221.

OHTA, S. et SATO, K-I. (1992). *Dynamic bandwidth control of the virtual path in a asynchronous transfer mode network.* IEEE Transactions on Communications, Vol. 40, No. 7, 1239–1247.

ONVURAL, R.O. (1995). *Asynchronous transfer mode networks : performance issues.* 2e édition, Artech House, Norwood, MA.

PLANTE, M. et SANSÒ, B. (1998). *A Typology for multi-technology, multi-service network synthesis methods.* Les Cahiers du GERAD, 98-51.

RITTER, M. et TRAN-GIA, P., Éditeurs (1994). *Multi-rate models for dimensioning and performance evaluation of ATM networks.* COST 242 Interim Report, Université de Würzburg.
http://www-info3.informatik.uni-wuerzburg.de/CONF/RITTER/interim.ps.gz

ROBERTS, J.W. (1981). *A service system with heterogeneous user requirements – Application to multi-service telecommunications systems.* Proceedings of Performance of Data Communication Systems and their Applications, Pujolle, G., Éditeur, Amsterdam, North-Holland, 423–431.

ROBERTS, J.W., Éditeur (1991). *Performance evaluation and design of multiservice networks.* COST 224 Final Report, Paris.

ROBERTS, J., MOCCI, U. et VIRTAMO, J., Éditeurs (1996). *Broadband network teletraffic : performance evaluation and design of broadband multiservice networks.* Final Report of Action COST 242, Springer-Verlag, Berlin.

SAITO, H. (1994). *Teletraffic technologies in ATM networks.* Artech House, Norwood, MA.

SANSÒ, B. (1988). *Fiabilité et routage dans un réseau de télécommunications.* Thèse de doctorat, publication No. 605, Centre de Recherche sur les Transports, Université de Montréal, Montréal.

SANSÒ, B. et SOUMIS, F. (1991). *Communication & transportation network reliability using routing models.* IEEE Transactions on Reliability, Vol. 40, No. 1, 29–38.

SANSÒ, B., SOUMIS, F. et GENDREAU, M. (1991). *On the evaluation of telecommunications network reliability using routing models.* IEEE Transactions on Communications, Vol. 39, No. 10, 1494–1501.

SANSÒ, B., GENDREAU, M. et SOUMIS, F. (1992). *An algorithm for network dimensioning under reliability considerations.* Annals of Operations Research, Vol. 36, 263–274.

SANSÒ, B. (1999). *Issues in ATM network planning : an operations research perspective.* Telecommunications network planning, Sansò, B. et Soriano, P., Éditeurs, Kluwer, Norwell, MA, 79–99.

SATO, K-I., OHTA, S. et TOKIZAWA, I. (1990). *Broadband ATM network architecture based on virtual paths.* IEEE Transactions on Communications, Vol. 38, No. 8, 1212–1222.

SATO, K-I. (1996). *Advances in transport network technologies : photonic networks, ATM, and SDH.* Artech House, Norwood, MA.

SAVIGNAC, S. (1996). *Conception intégrée de réseaux avec contraintes de fiabilité.* Mémoire de maîtrise, INRS-Télécommunications, Verdun.

SUN, X-C. et GIRARD, A. (1998). *A fast numerical algorithm for multi-rate network synthesis.* Telecommunication Systems, Vol. 10, 355-388.

XIONG, Y. et MASON, L. (1997). *Restoration strategies and spare capacity requirements in self-healing ATM networks.* Proceedings of IEEE INFOCOM'97, Kobe, Japan, 353–360.

Annexe A

Formats des fichiers d'entrée et de sortie

A.1 Fichiers d'entrée

Paramètres du programme (input)

1	Type de problème (Acheminement→0, Dimensionnement→1)
1	Type de réseau (MF→1, SG→2)
0	réseau ATM ou multidébit? (ATM→1, multidébit→0)
3	Nombre de classes
10^{-4}	Variation utilisée dans le calcul des dérivées
debit	Fichier de débit
demande	Fichier de demandes de trafic
logique	Fichier du réseau logique
physique	Fichier du réseau physique
achMF.res	Fichier de résultat de l'acheminement
dimMF.res	Fichier de résultat du dimensionnement
20	Nombre max d'itérations permises pour l'acheminement
1	Nombre max d'itérations successives après la convergence
2	Nombre max d'arcs dans les PCC (> 0)
10^{-4}	Précision pour le calcul du pas de déplacement (λ)
0.01	Erreur pour la convergence de la fonction objectif (%)
1	Critère d'arrêt de l'acheminement (= pénalités) (%)
200	Nombre max d'itérations permises pour le dimensionnement
1	Nombre max d'itérations successives après la convergence
0.01	Probabilité de perte max en fonctionnement normal

0.20	Probabilité de perte max en cas de panne
5000	Coût de perte d'une unité de flot sans panne
40000	Coût de perte d'une unité de flot avec pannes
1	Ajuster les coûts de perte alpha (oui=1, non=0)?
0	Lire les multiplicateurs du fichier alpha (oui=1, non=0)?
600.0	Nombre d'heures maximum de panne
1	Routage donné par un fichier (oui=1, non=0)?
0.50	Proportion des circuits routés sur le PCC 1
0.50	Proportion des circuits routés sur le PCC 2
0.2	Erreur pour la convergence de la fonction objectif (%)
0.1	Erreur pour le calcul des capacités (%)
0	Lire les capacités initiales dans un fichier (oui=1, non=0)?
capa	Fichier des capacités initiales à installer (si oui)
0.0	Capacité initiale à installer sur les arcs (sinon)

Paramètres des débits (debit)

Réseau multidébit

3	Nombre de classes
1	Débit de la classe 1
6	Débit de la classe 2
24	Débit de la classe 3

Réseau ATM

3			Nombre de classes
1	0.5	0.001	PCR, MCR et CLR de la classe 1
6	3	0.001	PCR, MCR et CLR de la classe 2
24	12	0.001	PCR, MCR et CLR de la classe 3

Réseau de transmission (physique)

18	27		Nombre de nœuds	Nombre d'arcs
1	3	387	origine-destination	Coût de l'arc
⋮				

Réseau commuté (logique)

10	45		Nombre de nœuds	Nombre d'arcs
1	2	626.4	origine-destination	Coût de l'arc
⋮				

Matrice des demandes de trafic (demande)

3					Nombre de classes
1	2	30.0	7.5	4	origine-destination, demandes de trafic par classe
⋮					

Routage de circuits (routage SG)

o	d	proportion	chemin
1	2	45.92	1 11 10 12 2
1	2	54.07	1 13 14 2
1	2	0.01	1 3 5 15 4 18 2
1	3	46.52	1 3
1	3	53.48	1 13 3
1	3	0.00	1 11 10 14 15 5 3
⋮			

A.2 Fichiers de sortie

Acheminement (achMF.res)

RÉSULTAT DE L'ACHEMINEMENT

Réseau de 10 nœuds et 45 arcs bi-directionnels.

Nombre d'itérations	=	20
Espérance du trafic perdu	=	6.7791

PROBABILITÉS DE BLOCAGE DE BOUT-EN-BOUT

O	D	Blocage par classe (%)		
1	10	3.1e-03	2.0e-02	1.1e-01
1	9	2.1e-03	1.5e-02	8.3e-02
1	8	1.4e-03	9.6e-03	5.1e-02
1	7	1.6e-03	1.1e-02	6.3e-02
1	6	1.1e-03	7.2e-03	3.4e-02
⋮				

CHEMINS POUR CHAQUE COUPLE O/D

Origine 1 $\longrightarrow$ Destination 10

Classe 1

57.8 %	$1 \rightarrow 10$
5.1 %	$1 \rightarrow 7 \rightarrow 10$
1.0 %	$1 \rightarrow 4 \rightarrow 10$
3.4 %	$1 \rightarrow 9 \rightarrow 10$
0.2 %	$1 \rightarrow 5 \rightarrow 10$
0.3 %	$1 \rightarrow 3 \rightarrow 10$
23.6 %	$1 \rightarrow 6 \rightarrow 10$
0.3 %	$1 \rightarrow 2 \rightarrow 10$
8.3 %	$1 \rightarrow 8 \rightarrow 10$

Classe 2

58.7 %	$1 \rightarrow 10$
5.4 %	$1 \rightarrow 7 \rightarrow 10$
0.6 %	$1 \rightarrow 4 \rightarrow 10$
2.5 %	$1 \rightarrow 9 \rightarrow 10$
0.2 %	$1 \rightarrow 5 \rightarrow 10$
0.3 %	$1 \rightarrow 3 \rightarrow 10$
27.4 %	$1 \rightarrow 6 \rightarrow 10$
0.3 %	$1 \rightarrow 2 \rightarrow 10$
4.5 %	$1 \rightarrow 8 \rightarrow 10$

Classe 3

44.9 %	$1 \rightarrow 10$
3.1 %	$1 \rightarrow 7 \rightarrow 10$
0.6 %	$1 \rightarrow 4 \rightarrow 10$
48.8 %	$1 \rightarrow 6 \rightarrow 10$
0.2 %	$1 \rightarrow 5 \rightarrow 10$
0.6 %	$1 \rightarrow 3 \rightarrow 10$
1.7 %	$1 \rightarrow 8 \rightarrow 10$
0.1 %	$1 \rightarrow 9 \rightarrow 10$

⋮

Dimensionnement (dimMF.res)

RÉSULTAT DU DIMENSIONNEMENT

Réseau physique de 18 noeuds et 27 arcs bi-directionnels.

Réseau logique de 10 noeuds et 45 arcs bi-directionnels.

Nombre d'itérations	=	7
Capacité initiale	=	0.0
Coût de perte d'1 unité de flot sans panne	=	5000.0
Coût de perte d'1 unité de flot avec panne	=	40000.0
Coût du réseau	=	16656460.97
Coût de perte de trafic	=	3044213.96
Objectif du dimensionnement	=	19700674.92

CAPACITÉS DES ARCS

Arcs		Capacité
1	2	230.67
1	3	602.68
1	4	260.44
1	5	257.41
1	6	1049.70
1	7	335.27
1	8	376.02

1	9	185.34
1	10	328.30
2	3	476.77
2	4	383.87
2	5	280.51
2	6	682.08
⋮		

ÉTATS POUR LESQUELS LES CONTRAINTES DE QS SONT VIOLÉES

État de panne 3 (arc 1 - 8)

Blocage Max	$L_1 = 1.08$ %	$L_2 = 6.42$ %	$L_3 = 2.51$ %
Alpha	$\alpha_1 = 8978.56$	$\alpha_2 = 12462.70$	$\alpha_3 = 36969.49$

État de panne 4 (arc 1 - 3)

Blocage Max	$L_1 = 1.19$ %	$L_2 = 7.14$ %	$L_3 = 29.0$ %
Alpha	$\alpha_1 = 9038.72$	$\alpha_2 = 13051.27$	$\alpha_3 = 63958.96$

⋮

Description des états de panne (failure)

DESCRIPTION DES ÉTATS (27 états de panne)

Probabilité de fonctionnement parfait	:	31.47 %
Probabilité des états de panne considérés	:	37.99 %
Probabilité des autres états	:	30.54 %

état 1 (1.04 %) ⇒ arc 1 - 13 en panne

8 - 10 (48.61%)	7 - 8 (20.49%)	6 - 7 (22.94%)	5 - 8 (0.02%)
5 - 6 (47.68%)	4 - 8 (45.87%)	4 - 6 (49.55%)	3 - 6 (49.39%)
2 - 8 (45.67%)	2 - 6 (23.10%)	1 - 10 (56.45%)	1 - 9 (25.16%)
1 - 7 (48.20%)	1 - 5 (44.23%)	1 - 4 (51.28%)	1 - 3 (53.48%)
1 - 2 (54.07%)			

état 2 (0.99 %) ⇒ arc 1 - 11 en panne

9 - 10 (47.59%)	7 - 10 (51.25%)	6 - 8 (48.27%)	6 - 7 (22.94%)
5 - 10 (46.12%)	5 - 6 (47.68%)	3 - 10 (45.58%)	3 - 6 (49.39%)
2 - 9 (0.02%)	2 - 7 (42.78%)	2 - 6 (23.10%)	2 - 5 (45.16%)
2 - 3 (46.79%)	1 - 10 (43.55%)	1 - 9 (39.87%)	1 - 8 (47.98%)
1 - 6 (44.83%)	1 - 4 (48.70%)	1 - 2 (45.92%)	

⋮

Pénalités (alpha)

État de fonctionnement parfait

1	10	4661.13	4665.73	4692.21
1	9	4661.20	4666.55	4703.57

⋮

État 1, (1,13) en panne

1	10	8792.90	11173.97	31832.73
1	9	8827.91	11408.11	39934.24

⋮