

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

**PLANIFICATION GLOBALE DES RÉSEAUX WDM AVEC
AGRÉGATION DE TRAFIC**

ABDERRAOUF BAHRI

DÉPARTEMENT DE GÉNIE INFORMATIQUE

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

THÈSE PRÉSENTÉE EN VUE DE L'OBTENTION

DU DIPLÔME DE PHILOSOPHIAE DOCTOR

(GÉNIE INFORMATIQUE)

MAI 2007



Library and
Archives Canada

Bibliothèque et
Archives Canada

Published Heritage
Branch

Direction du
Patrimoine de l'édition

395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Your file Votre référence

ISBN: 978-0-494-35507-7

Our file Notre référence

ISBN: 978-0-494-35507-7

NOTICE:

The author has granted a non-exclusive license allowing Library and Archives Canada to reproduce, publish, archive, preserve, conserve, communicate to the public by telecommunication or on the Internet, loan, distribute and sell theses worldwide, for commercial or non-commercial purposes, in microform, paper, electronic and/or any other formats.

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

AVIS:

L'auteur a accordé une licence non exclusive permettant à la Bibliothèque et Archives Canada de reproduire, publier, archiver, sauvegarder, conserver, transmettre au public par télécommunication ou par l'Internet, prêter, distribuer et vendre des thèses partout dans le monde, à des fins commerciales ou autres, sur support microforme, papier, électronique et/ou autres formats.

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

In compliance with the Canadian Privacy Act some supporting forms may have been removed from this thesis.

Conformément à la loi canadienne sur la protection de la vie privée, quelques formulaires secondaires ont été enlevés de cette thèse.

While these forms may be included in the document page count, their removal does not represent any loss of content from the thesis.

Bien que ces formulaires aient inclus dans la pagination, il n'y aura aucun contenu manquant.


Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Cette thèse intitulée :

PLANIFICATION GLOBALE DES RÉSEAUX WDM AVEC AGRÉGATION DE
TRAFFIC

présentée par : BAHRI Abderraouf

en vue de l'obtention du diplôme de : Philosophiae doctor

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

M. PIERRE Samuel, Ph.D., président

M. CHAMBERLAND Steven, Ph.D., membre et directeur de recherche

M. QUINTERO Alejandro, Doct., membre

Mme. ELBIAZE Halima, Ph.D., membre externe

REMERCIEMENTS

Je voudrais tout d'abord remercier mon directeur de recherche Pr. Steven Chamberland pour son encadrement, sa bienveillance et ses conseils avisés. Je suis très reconnaissant à toute ma famille, pour leur soutien inconditionnel et leurs encouragements continuels, même s'ils sont à des milliers de kilomètres. Ils ont toujours su m'apporter le réconfort et le courage dans les heures difficiles. Je ne pourrai pas oublier toutes les personnes qui m'entourent aussi bien ici qu'en Tunisie, spécialement Hind, Meriem, Sarra, Obeid, Taoufik, Maher, Ihsène, Ikbâl, Fares, Désiré, Marc, Gabriel, Racha, Hicham, Ali, Francis, Hervé... Leur présence et leur soutien étaient très précieux. Je remercie sincèrement aussi le corps professoral et le personnel de l'École Polytechnique de Montréal ainsi que mes collègues au département de génie informatique pour leur collaboration et surtout pour la bonne ambiance de travail. En fin, j'ai beaucoup apprécié le support des responsables de la chaire industrielle Bell en architecture des réseaux de télécommunication et la mission universitaire de Tunisie en Amérique du nord.

À tous un grand merci du fond du cœur.

RÉSUMÉ

Les réseaux de transport ne sont plus aujourd'hui simplement des réseaux de transmission de données. Bien que l'infrastructure principale pour ces réseaux soit l'infrastructure optique qui offre de très grandes capacités et des bas taux d'erreur, cela n'est plus une garantie suffisante pour la viabilité à long terme du réseau. La tendance est maintenant à l'intégration de service au niveau même de la fonction de transport. Le trafic qui circule est hétérogène. Plusieurs connections de divers types et vitesses requérant plusieurs classes de qualités de services et des dispositions parfois très spécifiques sont présentes. Il est toujours très difficile de prévoir les futurs services et applications ainsi que l'augmentation du volume du trafic auxquels le réseau devra faire face et essayer le plus possible d'accommoder. Dans ce contexte, l'ingénierie de trafic constitue une boîte à outils incontournable qui sert à répondre aux obligations de service d'une part tout en gérant efficacement les ressources du réseau d'autre part. Une bonne gestion du réseau permet de l'exploiter d'une façon rentable et à long terme. C'est dans cette perspective que l'agrégation de trafic (ou *traffic grooming*) a été introduite. Cette technique sert à grouper différents trafics selon certaines règles et critères afin de diminuer l'utilisation des ressources électroniques et optiques des réseaux WDM (*Wavelength Division Multiplexing*). Un tel réseau de grande capacité doté d'une gestion

efficace est donc potentiellement très rentable et représente un argument de poids pour un investissement, qui est en général très coûteux, dans une infrastructure de télécommunications. Le processus de planification d'un réseau WDM est une opération très complexe. Elle nécessite impérativement et préalablement une détermination précise des différents requis du réseau à concevoir. Ce processus doit déboucher sur un design clair, complet et le plus économique possible du réseau qui remplira les fonctionnalités demandées.

Cette thèse se situe dans la continuité des travaux de recherche sur la conception des réseaux WDM. Son objectif principal est de proposer une nouvelle approche dans le processus global de planification de tels réseaux en y intégrant l'agrégation de trafic. Cela signifie que cette agrégation de trafic devient une composante à part entière dans la conception de ces réseaux optiques de grande capacité. Ce choix est motivé par le fait qu'une approche globale telle que proposée est plus enclin à produire des réseaux opérationnels, rentables et ayant de bonnes dispositions à une éventuelle expansion.

Pour que notre recherche reste la plus générique possible, nous avons traité le cas le plus général possible à savoir un réseau maillé (*mesh*) quelconque, sans topologies particulières. Ce réseau peut être doté de plusieurs fibres optiques par lien, de plusieurs longueurs d'onde par fibres et finalement, il est capable de considérer plusieurs granularités (vitesses) de connexions. Faire une conception précise d'un tel réseau consiste à trouver la topologie physique du réseau (interconnexion des nœuds et dimensionnement des liens) ainsi que la configuration de chaque nœud (nombre de

transpondeurs). Il s'agit aussi d'indiquer la topologie virtuelle (matrice des *lightpaths*, chemin et longueur d'onde pour chacun de ces *lightpaths*) ainsi que de sélectionner les connexions qui feront partie du même groupe. Finalement, le routage du trafic sur la topologie virtuelle doit être spécifié. Nous avons aussi apporté une attention particulière à l'aspect de robustesse dans le réseau.

Pour y parvenir, nous avons tout d'abord étudié les différents travaux pertinents publiés dans la littérature concernant d'un côté la conception des réseaux WDM et l'agrégation de trafic d'un autre côté. Dans le but d'être le plus concret possible, nous avons exploré les protocoles et les équipements qui sont exploités dans ces réseaux. Nous avons ensuite développé un modèle mathématique qui décrit le comportement et les contraintes fonctionnelles nécessaires pour une conception éclairée d'un réseau WDM qui intègre l'agrégation de trafic comme technique d'ingénierie de trafic. Des résolutions optimales de ce modèle ont prouvé la pertinence de l'intégration de l'agrégation du trafic comme composante du processus globale de planification. Elles ont aussi montré l'importante sensibilité du design final du réseau en rapport avec des variations dans l'estimation du trafic, d'où la nécessité préalable d'une bonne projection du trafic à échanger. Découlant du fait que le problème que nous essayons de résoudre est NP-difficile, nous n'avons pas été capables de trouver des solutions optimales dans des temps raisonnables pour des réseaux dont la taille excède les six nœuds. Le développement d'heuristiques s'est donc imposé pour les réseaux de tailles supérieures.

Dans la conception de ces heuristiques, nous nous sommes inspirés des travaux sur l'agrégation de trafic. Bien que la plus part de ces travaux concernent le trafic dynamique, nous avons trouvé une façon de les adapter à notre contexte. Nos heuristiques se basent sur une certaine politique d'agrégation et sur un ordonnancement spécifique des paires de nœuds et des connections à traitées. Les simulations ont montré des résultats d'une qualité quasi aléatoire. Cela est dû au fait que ces heuristiques ne mettent pas en relation la topologie physique créée avec la gestion du trafic qui est réalisée dans une étape subséquente. Il était donc important d'explorer parallèlement l'espace de solution avec des méthodes de recherche. Nous avons commencé par une recherche locale mais vu que cette dernière est très dépendante de la solution de départ et qu'elle s'arrête au premier minimum local rencontré, nous avons aussi employé une recherche avec tabous. Les résultats de nos simulations nous ont donné des solutions pour des réseaux de différentes tailles. Ils nous ont permis de comparer nos deux heuristiques. Bien que l'analyse de la première ait démontré qu'elle était plus efficace dans la gestion des équipements électroniques, c'est la deuxième heuristique qui s'est spécialement illustrée sur le plan économique. Ce résultat est relié aux structures de nos coûts dont la partie optique représente la plus grande portion, ainsi qu'à la localisation des nœuds dans une vaste région.

Nous nous sommes aussi intéressés au cas de l'étude du projet d'installation d'un réseau de télécommunications. Dans ce contexte il est difficile de prendre une décision d'affaire au préalable vu que les projections du trafic à échanger ainsi que le revenu escompté de l'exploitation se font à très long terme. Parfois, les décideurs n'ont même

pas un ordre de grandeur des investissements qu'il faut consentir. Une autre difficulté consiste à l'opposition entre la minimisation du coût à déboursier dans l'infrastructure et la maximisation du revenu découlant du nombre de connexions satisfaites. Nous avons donc développé une méthode objective basée sur une recherche multicritères qui donne dans un premier temps un estimé des différentes options à considérer. À la lumière de ces options et avec un objectif de rentabilité, le planificateur identifie les pondérations à appliquer au projet pour trouver l'équilibre entre les investissements et les revenus. Dans un deuxième temps, une optimisation est appliquée pour améliorer la solution finale. Nos simulations ont montré que cette optimisation peut améliorer de quelques pourcentages le coût global de la solution. Les simulations ont montré aussi que cette amélioration est due principalement à l'opération d'intensification de la recherche.

ABSTRACT

Nowadays, backbone networks are not simply transporting data. Although the network dominant infrastructure is the optical one, which offers considerable bandwidth and low-bit rate error, this is not any longer a satisfactory guarantee for the long term network survivability. Service integration is a significant tendency, even inside the transport function itself. The flowing traffic is typically heterogeneous. Several connexions with diverse types and speeds requiring many quality of service classes and possibly specific arrangements, may have to be handled. Predicting the future services and applications as well as the traffic growth is always a difficult task. In this context, the traffic engineering presents an indispensable tool box to meet the functional network requirements in addition to manage efficiently the resources. A careful management of the network leads to a long term cost-effective exploitation. This is the standpoint that introduces the traffic grooming. This technique allows packing different traffics with respect to certain rules and principles aiming to reduce the electronic and optic resource needs in a Wavelength Division Multiplexing (WDM) network. Such massive bandwidth availability and efficient managed network presents an interesting choice for the telecommunication infrastructure. Usually, the investments in such infrastructure are significant and thus, have to be well considered. The planning process of a WDM

network is typically a complex operation. It needs imperatively and in advance a precise determination of the different network conception requirements. This process leads to a clear and comprehensive design of a cost-effective network with a full respect to all its functionalities.

This thesis belongs to the WDM network conception research field. Its main objective is to present a new approach for the global process of planning WDM networks involving the traffic grooming. This means that the traffic grooming becomes considered as a whole part of the optical network conception. The motivation of this alternative is the fact that such a global approach may provide better operational and cost-effective networks with a flexible scalability.

In order to keep our research the most generic possible, we took the most general case which is the meshed network with no particular physical topology. This network may involve several fibres per link, several wavelengths per fibre and it can handle many connexion granularities (speeds). Conceiving with precision such a network consists in finding the physical topology (node interconnection and link dimensioning) as well as the configuration of each node with respect to the number of transponders. It involves also the setting of the virtual topology (lightpath matrix, path and wavelength of each lightpath) and grouping the connections. Finally, routing the traffic over the virtual topology has to be performed. We have also paid attention to the network robustness.

To meet our goals, we first have studied different relevant publications related to the WDM network conception and also to the traffic grooming. We have explored protocols and equipments running on these networks to be realistic. Then we have developed a mathematical model that describes the network behaviour and the functional constraints needed for the WDM network with traffic grooming conception. The optimal resolving of this model has demonstrated the relevance of the integration of the traffic grooming as an entire part of the planning process. Also, it has shown the significant sensibility of final design to the variations of the traffic estimation and thus the importance of having in advance good traffic projection. Due to the fact that we are resolving an NP-difficult problem, we have not been able to find optimal solutions in reasonable times to network sizes exceeding six nodes. Therefore we had to develop heuristics to resolve the problem for large network sizes.

Our heuristics was based on recent works on the traffic grooming. Although the most part of these works were related to the dynamic traffic, we have adapted the presented approaches to our context. The heuristics involve a grooming policy and a specific scheduling of the node pairs and the connexions to be processed. The simulations have shown results with quasi random quality. This is due to the fact that the heuristics have not put in relation the physical topology conception and the traffic management which is performed in a subsequent step. Thus it was important to explore at the same time the space of solutions with search methods. We have begun with a local search but because of the tight dependence to the initial solution and the fact that this search stops to the first encountered local minimum; we have also employed a tabu

search. The simulations have provided solutions for different network sizes and have given a comparison between our two heuristics. Even though the analysis of the first one has demonstrated a better efficiency of the electronic equipment management, the second heuristic has provided the most cost-effective solutions. This result was related to our cost structures in which the optical part is dominant, as well as to the wide area node location.

We have also treated a framework for a network deployment business case. In this context, due to the complexity of the traffic projection and the income estimation, taking a comprehensive decision is not an easy task. Sometimes, the decision-makers have not even a rough estimation of the initial investment. An other difficulty consists in finding the right balance between minimising the network cost and maximising the revenue flowing from the delivering of connexions. Therefore we have developed an objective method based on multi-criteria search that first gives an estimation of the different options to be considered. With a targeted profitability, the network planner can identify the convenient weightings to apply to the project. Once selecting these weightings, we have performed an optimisation to increase the quality of the final design. The simulations have shown that this optimisation can improve the overall cost by some percentages. The simulations have also established that this improvement was mainly driven by the operation of intensification.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS	iv
RÉSUMÉ.....	v
ABSTRACT	x
TABLE DES MATIÈRES	xiv
LISTE DES TABLEAUX.....	xvii
LISTE DES FIGURES	xix
LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS	xxi
LISTE DES PUBLICATIONS.....	xxiii
CHAPITRE 1 Introduction.....	1
1.1 Définitions et concepts de base	3
1.1.1 Réseaux optiques WDM	4
1.1.2 L'agrégation de trafic.....	6
1.2 Éléments de la problématique	7
1.3 Objectifs de la recherche.....	10
1.4 Méthodologie	13
1.5 Contributions.....	14
1.6 Plan.....	17
CHAPITRE 2 Les réseaux optiques WDM et l'agrégation de trafic	20

2.1 Les réseaux optiques WDM.....	20
2.1.1 Technologies et protocoles.....	20
2.1.2 Design des réseaux WDM.....	30
2.2 Agrégation de trafic dans les réseaux WDM	35
2.2.1 Définitions et concepts de base	35
2.1.2 La problématique de l'agrégation de trafic	45
2.2.3 L'agrégation d'un trafic statique	47
2.2.4 L'agrégation d'un trafic dynamique	51
2.2.5 Problèmes ouverts	55
CHAPITRE 3 Modélisation du problème de planification	58
3.1 Formulation du problème et hypothèses	60
3.2 Notation.....	66
3.3 Modèle mathématique.....	69
3.4 Simulations.....	79
3.4.1 Pertinence de l'agrégation du trafic	82
4.4.2 Effet de la distribution du trafic	87
3.4.3 Influence de la l'augmentation de la charge du trafic	89
CHAPITRE 4 Méthodes de résolutions	94
4.1 Considérations.....	94
4.2 Heuristiques	96
4.2.1 Stratégies	97
4.2.2 Algorithmes des heuristiques H1 et H2	99

4.2.3 Analyse des heuristiques H1 et H2	102
4.3 Recherche locale	105
4.4 Recherche avec tabous	107
4.4.1 Espace de solution et structure de voisinage.....	108
4.4.2 Mouvements de tabous et critère d'aspiration	109
4.4.3 Algorithme de la recherche avec tabous	110
4.5 Simulations et analyses	112
4.5.1 Performances des heuristiques H1 et H2	112
4.5.2 Performances de la recherche locale	117
4.5.3 Performances de la recherche avec tabous.....	123
CHAPITRE 5 Approche multi-objectifs.....	130
5.1 Principe et stratégie	130
5.2 Intensification et diversification de la recherche	135
5.3 Simulation et analyse	137
CHAPITRE 6 Conclusion	144
6.1 Synthèse de la recherche	145
6.2 Limitations des travaux	148
6.3 Indications pour les futures recherches	151
RÉFÉRENCES.....	152

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 3.1 Coordonnées cartésiennes des villes tests	80
Tableau 3.2 Coût des composantes du réseau.....	81
Tableau 3.3 Paramètres technologiques.....	81
Tableau 3.4 Scénarios des simulations.....	83
Tableau 3.5 Résultats sans agrégation de trafic	83
Tableau 3.6 Résultats avec agrégation de trafic.....	84
Tableau 3.7 Détails de la simulation du scénario #3.....	86
Tableau 3.8 Temps CPU pour différentes tailles de réseaux	87
Tableau 3.9 Réseaux avec différentes distributions de trafic.....	88
Tableau 3.10 Coût du réseau en fonction du trafic	90
Tableau 3.11 Évolution de la topologie physique	92
Tableau 4.1 Scénarios des requêtes.....	112
Tableau 4.2 Performance des heuristiques.....	116
Tableau 4.3 Résultats de CPLEX.....	118
Tableau 4.4 Résultats de recherche locale combinée avec H1.....	118
Tableau 4.5 Résultats de recherche locale combinée avec H2.....	119
Tableau 4.6 Recherche locale combinée avec H1 pour différentes solutions initiales ..	122
Tableau 4.7 Résultats moyens de recherche tabou combinée avec H1 et H2	124

Tableau 4.8 Proportion moyenne des requêtes routées en <i>multi-hop</i>	125
Tableau 4.9 Résultats de la recherche locale et de la recherche avec tabous combinées avec H1 et H2 (LS-H1, LS-H2, TS-H1 et TS-H2).....	129

LISTE DES FIGURES

Figure 1.1 Réseau optique WDM.....	5
Figure 1.2 Les deux niveaux topologiques dans un réseau WDM.....	6
Figure 2.1 Avantage d'un OADM	22
Figure 2.2 Optical Cross-connect (OXC)	23
Figure 2.3 Optical Line Terminal (OLT).....	24
Figure 2.4 Différentes combinaisons d'architectures existantes.....	26
Figure 2.5 Approches d'exploitation des réseaux WDM.....	29
Figure 2.6 Processus de planification d'un réseau.....	31
Figure 2.7 Différents types de multiplexages	37
Figure 2.7 Différents niveaux de granularités d'agrégation.....	39
Figure 2.8 Influence des différents niveaux de granularités d'agrégation.....	39
Figure 3.1 Processus de planification.....	63
Figure 3.2 Illustration de la non nécessité du cycle Eulérien.....	66
Figure 3.3 Fonction du coût d'un lien.....	69
Figure 3.4 Écoulement du flot fictif dans le réseau	77
Figure 3.5 Réseau test	80
Figure 3.6 Influence de la distribution du trafic.....	89
Figure 3.7 Influence de l'augmentation du trafic.....	91

Figure 4.1 Réseaux tests.....	115
Figure 4.2 Temps de résolution avec CPLEX.....	121
Figure 4.3 Évolution de la recherche avec tabous.....	127
Figure 5.1 Recherche multi-objectif pour le scénario #1	138
Figure 5.2 Recherche multi-objectif pour le scénario #2.....	138
Figure 5.3 Recherche multi-objectif pour le scénario #3	139
Figure 5.4 Recherche multi-objectif pour le scénario #4.....	139
Figure 5.5 Optimisation du coût global des solutions.....	141

LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS

ADM	Add/Drop Multiplexer
ATM	Asynchronous Transfer Mode
BGP	Border Gateway Protocol
BSC	Backtracking Sequential Coloring
CPU	Central Processing Unit
DWDM	Dense WDM
FDM	Frequency Division Multiplexing
FEC	Forwarding Equivalence Class
GMPLS	Generalized Multi-Protocol Label Switching
GWNDP	Global WDM Network Design
IEEE	Institute of Electrical & Electronics Engineers
IETF	Internet Engineering Task Force
IP	Internet Protocol
LS	Local Search LSP Label Switched Path
LSR	Label Switch(ing) Router (MPLS)
MH	Multi-Hop
MP λ S	Multiprotocol Lambda Switching
MPLS	Multiprotocol Label Switching
NP	Non Polynomial

OADM	Optical (WDM) Add/Drop Multiplexer
OLT	Optical Line Terminal
OXC	Optical (WDM) Cross-Connect
PDM	Packet Division Multiplexing
PG	Première génération
RAM	Random Access Memory
RSVP	Resource Reservation Protocol
RWA	Routing and Wavelength Assignmen
SDM	Space Division Multiplexing
SH	Single Hop
TDM	Time Division Multiplexing
TS	Tabu Search
WDM	Wavelength Division Multiplexing

LISTE DES PUBLICATIONS

Articles publiés ou acceptés dans des revues avec comité de lecture

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "A Global Approach for Designing Reliable WDM Networks and Grooming the Traffic", À paraître en 2007 dans la revue *Computer and Operations research, Special Issue on Telecommunications Network Engineering*.

Articles soumis dans des revues avec comité de lecture

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "Designing WDM Networks and Grooming the Traffic", Soumis (*Operations Research Letters*) ;

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "Algorithms for the Global Design of WDM Networks Including the Traffic Grooming ", Soumis (*Optical Switching and Networking*).

Articles publiés ou acceptés dans des comptes rendus de conférences avec comité de lecture

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "A Local Search Algorithm for the Global Design of WDM Networks Including the Traffic Grooming", Accepté (*Conference on Wireless and Optical Communications*, WOC 2007) ;

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "Algorithms for Designing WDM Networks and Grooming the Traffic", Accepté (*20th International Teletraffic Congress*, 2007).

Articles soumis dans des comptes rendus de conférences avec comité de lecture

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "Designing Reliable WDM Networks – A Global Approach", Soumis (IEEE BROADNETS 2007).

Communications dans des conférences sans comité de lecture

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "Multi-criteria search for designing WDM networks and managing the traffic", Joint Canadian Operations Research Society (CORS) 2007;

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "Designing Robust WDM Mesh Networks with Traffic Grooming", Joint Canadian Operations Research Society (CORS) 2006;

CHAPITRE 1

Introduction

L'infrastructure optique est aujourd'hui l'infrastructure dominante pour les réseaux de transport sur lesquels un grand volume de trafic doit être transporté d'une façon fiable et ce sur de longues distances. La fibre optique comparativement au câble coaxial ou au faisceau hertzien est beaucoup moins susceptible d'être affectée par divers interférences électromagnétiques ou par toutes autres formes d'effets indésirables. Ce médium est donc largement préféré car il offre un taux d'erreur relativement bas ainsi que de très importantes capacités en plus de la possibilité d'y faire coexister plusieurs services. Au début de leur exploitation, les réseaux optiques étaient essentiellement dédiés pour la transmission et pour fournir de grandes capacités de transport. Graduellement, des fonctions comme la commutation ont été intégrées, tout d'abord dans la couche électronique mais subséquemment de plus en plus dans la couche optique. Par conséquent, ces réseaux sont aujourd'hui capables d'offrir des circuits point à point et ce, sur demande avec plusieurs classes de qualité de service.

L'émergence de la technologie WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) ainsi que la mise sur le marché des équipements nécessaires à son déploiement ont augmenté considérablement les capacités dans les réseaux optiques. La technologie WDM est

aujourd'hui une technologie mature et fiable qui est utilisée sur différents réseaux optiques pour exploiter l'importante largeur de bande sur les fibres. En effet, elle est considérée comme très appropriée pour les réseaux de transport utilisant SONET/SDH (*Synchronous Optical Network/Synchronous Digital Hierarchy*) ; Ethernet ; MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) ; etc.

Un réseau de télécommunications publique ou privé, est généralement un investissement considérable. Les objectifs et le cas échéant la rentabilité doivent être méticuleusement identifiés. Une attention particulière à une planification soignée et à une gestion efficace doit être portée. Si cette planification est conçue d'une manière approximative ou empirique, il est très probable que le résultat final ne rencontre pas les objectifs initiaux. Le réseau ainsi créé peut être un réseau surdimensionné impliquant des dépenses inappropriées, voir même un réseau sans les ressources indispensables pour accomplir les fonctions auxquelles il est dédié. La difficulté de maintenir son exploitation d'une manière rentable est d'autant plus grande. Il est donc primordial de se doter d'outils concrets et objectifs pour prendre la meilleure décision possible et augmenter les chances de succès du projet. Une gestion efficace du réseau est aussi un élément critique pour sa bonne exploitation. Une telle gestion permet d'augmenter les performances en diminuant par exemple le délai moyen dans le réseau, les risques d'interruption du service, etc. En utilisant efficacement les éléments du réseau, elle peut éviter une saturation prématurée ou bien dégager des ressources pour accommoder des clients ou des services futurs.

Les techniques et processus de planification des réseaux de télécommunications dépendent fortement aussi bien des fonctionnalités qu'ils sont supposés accomplir que des technologies proposées sur le marché. Cependant, les considérations économiques ont aussi un profond impact sur ce design. Un tel projet suppose l'établissement d'un budget et d'un objectif de rendement. Il est souvent difficile de trouver un équilibre entre les investissements consentis dans l'infrastructure du réseau et les revenus que l'on prévoit y retirer. Ici aussi, une méthode objective est cruciale pour prendre la meilleure décision.

Le marché des services de télécommunications est un marché lucratif en plein essor. Plusieurs acteurs y sont présents et la concurrence y est très forte aussi bien à un niveau national qu'à un niveau international. La planification de réseaux rentables est donc une condition primordiale. Cependant, cette opération est très complexe, elle nécessite la prise en considération simultanément de plusieurs facteurs qui peuvent s'opposer.

1.1 Définitions et concepts de base

Plusieurs éclaircissements sont nécessaires à la bonne compréhension des différents aspects que nous présentons dans cette thèse. Dans ce qui suit, nous en proposons quelques descriptions succinctes. Plus de détails peuvent être trouvées dans nos références (Goralski, 2001, Gumaste et Antony, 2002 et Dutta et Rouskas, 2002).

1.1.1 Réseaux optiques WDM

Un réseau WDM est un réseau optique dans lequel plusieurs longueurs d'onde peuvent circuler sur une même fibre grâce à une opération de multiplexage, comme cela est illustré dans la figure 1.1. Le chemin, par lequel transite le trafic entre une source et une destination, passant possiblement par plusieurs nœuds intermédiaires tout en restant dans le domaine optique, est appelé *lightpath*. Une connexion entre deux nœuds est définie comme étant un circuit d'une certaine qualité de service et d'une certaine vitesse, utilisé pour transporter un trafic entre les deux nœuds concernés. Le trafic est un ensemble de données à échanger entre une source et une destination provenant possiblement de différentes applications. La figure 1.1 montre que plusieurs trafics peuvent circuler sur la même connexion, plusieurs connexions peuvent être transportées dans un même *lightpath*, et qu'une fibre peut contenir plusieurs *lightpaths*. Il y a donc une hiérarchie typique pour ces réseaux WDM. Dans cette figure, nous observons qu'un *lightpath* est caractérisé par une longueur d'onde et qu'une connexion peut traverser plusieurs *lightpaths*. Nous remarquons aussi qu'un nœud peut être la source ou la destination d'une connexion, il peut être aussi un nœud de transfert sans générer aucun trafic.

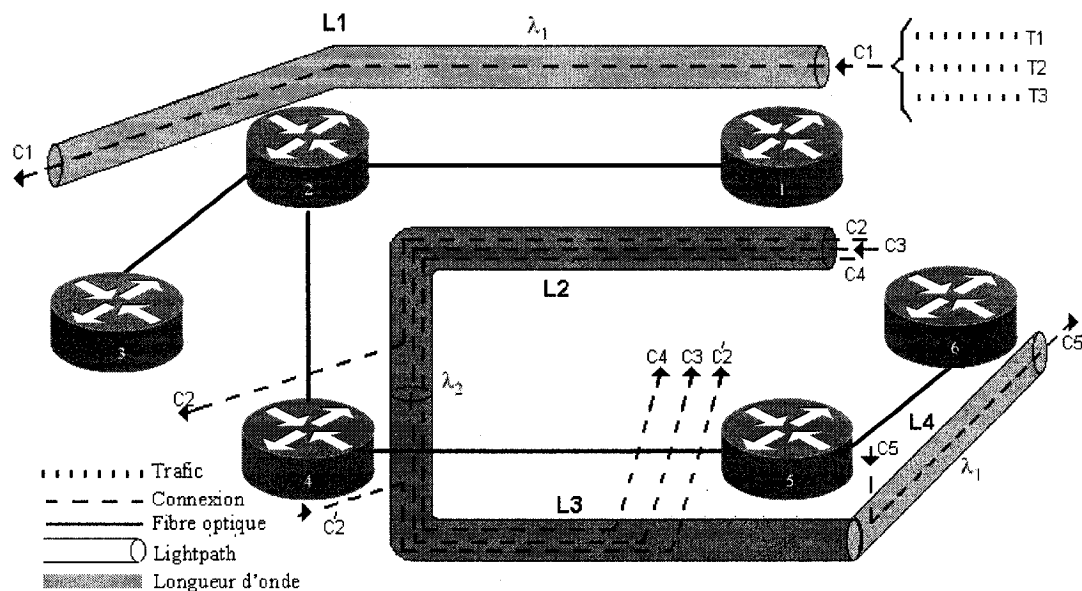


Figure 1.1 Réseau optique WDM

Dans ce type de réseaux, il existe principalement deux topologies. La topologie physique est définie comme étant l'ensemble des nœuds ainsi que les liens matériels qui les interconnectent. Ces liens sont composés d'une ou plusieurs fibres optiques. Sur chaque fibre peuvent circuler une ou plusieurs longueurs d'ondes. La topologie virtuelle désigne l'adjacence entre les nœuds, induite par les *lightpaths*. En fait, deux nœuds sont considérés voisins dans la topologie virtuelle s'il existe au moins un *lightpath* originaire du premier et ayant le deuxième comme destination. La topologie virtuelle est intimement liée à la physique puisqu'elle est construite sur cette dernière. Elle peut être reconfigurée en cas de changements majeurs dans les requêtes de connexions ou lors de modifications dans la topologie physique (par exemple une panne dans un lien ou dans un nœud). La figure 1.2 montre les niveaux topologiques de l'exemple précédent.

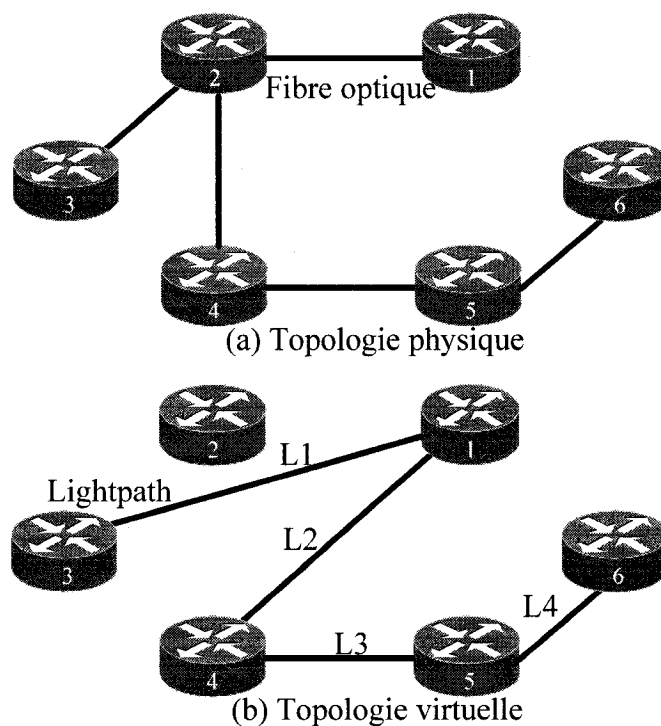


Figure 1.2 Les deux niveaux topologiques dans un réseau WDM

1.1.2 L'agrégation de trafic

Cette opération est mieux connue dans le jargon sous le nom de “*traffic grooming*”. Elle fait partie des techniques d'ingénierie de trafic, elle consiste à grouper plusieurs trafics de petites vitesses en un seul trafic sur une connexion de grande vitesse. Ces trafics de petites vitesses sont bien identifiés au départ afin que l'opération de restitution dans les nœuds destinations se réalise convenablement. L'agrégation de trafic peut être utilisée au niveau accès du réseau pour grouper le trafic des clients d'une même localité. Il est aussi potentiellement possible d'exploiter l'agrégation au niveau de la dorsale pour grouper les connexions entre les nœuds de ce réseau de transport.

1.2 Éléments de la problématique

Dans les réseaux optiques actuels, la capacité d'une longueur d'onde atteint 9,953 Gbps (OC-192) et la capacité de 39,813 Gbps (OC-768) est déjà disponible. Grâce à la technologie DWDM (*Dense WDM*), il est aujourd'hui possible de transporter simultanément jusqu'à 160 longueurs d'ondes par fibre (Laude, 2002). Une fibre a donc un potentiel de transmission de l'ordre de plusieurs téraoctets par seconde et il est très courant d'installer plusieurs fibres par lien. L'insuffisance de capacité est donc de moins en moins une problématique. La performance des réseaux est maintenant principalement limitée par la gestion des ressources et le traitement des signaux au niveau des éléments incorporés dans les nœuds. Le problème reste donc entier en ce qui concerne le goulot d'étranglement (*bottleneck*) au niveau des équipements électroniques, aussi bien dans le réseau de transport que dans le réseau d'accès.

Actuellement, le trafic sur une fibre varie en moyenne entre 155,520 Mbps (OC-3) et 622,080 Mbps (OC-12), rarement de l'ordre d'un gigabit par seconde (Ramasubramanian et Somani, 2004). La capacité offerte et les débits demandés ne sont pas du même ordre et la différence entre les deux restera conséquente même avec une augmentation importante de la demande dans le futur.

Si chaque connexion s'accapare exclusivement d'un canal optique (ou *lightpath*) avec les équipements électroniques et optiques qui lui sont dédiés, il est facile de prévoir que l'augmentation de ces connexions va entraîner un nombre de plus en plus important

de canaux et une multiplication des équipements sur chaque nœud. Malgré les avancées technologiques, le nombre de canaux reste restreint et la capacité des nœuds n'est pas illimitée. Aussi, les coûts aussi bien financiers que le coût en termes de performances d'un tel réseau risquent d'être prohibitifs et sa viabilité économique et technique eu égard à son expansion seront hypothéquées. La rentabilité des réseaux de transport passe inexorablement par une bonne gestion qui consiste à procéder efficacement au partage des ressources et au placement des bons équipements aux bons emplacements.

Pour réaliser ces objectifs, l'agrégation de trafic présente une avenue très prometteuse. L'agrégation de trafic peut concerner plusieurs niveaux dans la hiérarchie des réseaux WDM comme détaillé dans la section 2.2.1. Le terme agrégation de trafic est le terme général pour désigner cette opération. Il englobe l'agrégation des fibres, des *lightpaths*, des connexions, etc. Nous nous intéresserons plus particulièrement à l'agrégation des connexions dans cette thèse. En groupant les connexions et en leur permettant de partager des ressources communes, cela augmentera l'utilisation de chaque canal d'une part et diminuera le nombre de canaux et d'équipements d'une autre part.

L'agrégation de trafic est une réalité, elle est déjà mise en œuvre. Cependant, elle est actuellement réalisée principalement au niveau l'accès au réseau. Concrètement, cela consiste à grouper les trafics de très petites vitesses (aussi bas que quelques centaines de kbps) des différents clients au niveau de leur point d'accès local. L'agrégation de trafic au niveau du réseau de transport est encore très mal exploitée. En d'autres mots, il

n'existe véritablement pas de politique de regroupements des connexions au niveau des nœuds afin de partager efficacement les ressources du réseau de transport. Cela mène au fait que chaque connexion monopolise la longueur d'onde sur laquelle elle est transportée mais n'utilise qu'une fraction infime de cette dernière, conduisant ainsi à une sous exploitation des ressources du réseau.

Pour une bonne exploitation du réseau de transport, il est donc nécessaire d'implanter une politique d'agrégation de trafic qui garde une vue d'ensemble du réseau, ce qui n'est pas toujours le cas actuellement. De plus, une mise à jour logicielle et parfois l'installation de certains modules sur les équipements existants, suffisent à implanter cette politique d'agrégation. Une mauvaise gestion des ressources du réseau peut amener à une saturation prématurée de ce dernier, conduisant ses propriétaires à un manque à gagner et des pertes d'éventuels marchés.

Cette bonne gestion permet simultanément de diminuer les problèmes d'engorgement électronique qui entraînent d'importants délais de traitement et d'éviter la sous-exploitation et le gaspillage des ressources du réseau. Pour avoir une approche globale susceptible d'augmenter les chances d'obtenir un réseau le plus efficace possible, il est important de considérer la gestion du réseau lors de la conception. La planification doit prendre en compte aussi bien le trafic à échanger que la manière de le gérer et ce comme une part entière du processus de design.

1.3 Objectifs de la recherche

L'objectif central de cette thèse est de proposer une nouvelle approche dans la planification des réseaux WDM. Cette approche consiste à l'intégration de l'agrégation de trafic comme part entière dans le processus de planification. L'aboutissement de ce processus est l'obtention d'une méthode qui réalise le design d'un réseau WDM dans lequel l'utilisation des ressources est maximisée simultanément à une minimisation du coût total. À notre meilleure connaissance, aucune étude n'a été proposée dans ce cadre de travail.

La planification n'est pas exclusive aux nouveaux réseaux à déployer, elle peut concerner aussi les expansions de réseaux existants. Ce travail prend en compte cette dernière considération. La conception de réseaux que nous réalisons consiste à

- trouver la topologie physique du réseau : interconnecter les nœuds et dimensionner les liens (spécifier le nombre de fibres optiques sur chaque lien) ;
- spécifier la configuration de chaque nœud : trouver le nombre de transpondeurs (transmetteurs et récepteurs) à installer sur chaque nœud du réseau ;
- préciser la topologie virtuelle : indiquer la matrice des *lightpaths* (nombre de *lightpaths* entre chaque paire de nœuds), trouver un chemin (ensemble des fibres à traverser) et indiquer la longueur d'onde pour chacun de ces *lightpaths* ;

- réaliser la sélection des connexions qui feront partie du même groupe (c'est-à-dire l'ensemble des connexions à grouper pour partager les mêmes ressources) ; et finalement
- effectuer le routage du trafic (les données de l'ensemble des connexions) sur la topologie virtuelle.

Aussi, nous savons que les fournisseurs de services accordent beaucoup d'importance à la robustesse dans la conception de leur réseau, c'est la raison pour laquelle cet aspect sera exploré. Un autre point auquel ces derniers sont aussi confrontés, est le compromis financier qu'ils devront faire entre l'investissement consenti dans le réseau et les profits escomptés de son exploitation. En effet, plus ils visent d'importants revenus en satisfaisant le plus grand nombre de requêtes de leurs clients, plus ils devront investir dans le déploiement et la maintenance de leur réseau. Donc, l'objectif de la maximisation du revenu est opposé à l'objectif de la minimisation du coût du réseau. Le compromis nécessaire n'est pas toujours évident à trouver car il dépend de plusieurs paramètres. Développer une méthode qui y répond fait parti du travail à effectuer dans cette thèse.

En résumé, l'objectif principal est d'intégrer l'agrégation de trafic dans le processus de planification globale des réseaux WDM. La conception que nous proposons doit spécifier les points énoncés dans le paragraphe précédent. Pour ce faire, nous devons aussi répondre aux sous-objectifs sous-jacents qui sont les suivants.

- Proposer un modèle mathématique global qui décrit les contraintes et le fonctionnement général d'un tel réseau : la résolution ce modèle nous procurera le design du réseau et ses attributs (la topologie physique, virtuelle, etc.) ;
- comparer des réseaux avec et sans fonctionnalités d'agrégation (coûts, utilisation etc.) : cela nous permettra de valider la pertinence de l'intégration de l'agrégation de trafic dans le processus de conception;
- observer l'effet de la distribution des connexions : cette observation nous indiquera l'impact de cette distribution sur le design final et donc le l'importance de la précision dans l'estimation du trafic à échanger;
- examiner l'évolution du coût et de la topologie du réseau avec l'augmentation du volume du trafic : cela nous permettra de mesurer l'importance de la planification à long terme du réseau.
- développer des heuristiques qui trouvent de bonnes solutions dans des temps acceptables : ces heuristiques seront nécessaires pour des réseaux de tailles importantes ;
- améliorer les solutions trouvées par les heuristiques avec des méthodes d'exploration de l'espace de solution : afin d'optimiser le design final;
- présenter une méthode capable d'optimiser plusieurs objectifs selon certains paramètres : cela permettra de trouver une solution de compromis entre les niveaux de revenu escompté d'une part et les investissements à consentir d'une autre part.

1.4 Méthodologie

Pour atteindre les objectifs cités précédemment, nous proposons la méthodologie suivante.

- Nous explorerons le contexte de l'utilisation des réseaux WDM, de leurs composantes, des technologies les régissant, de leur exploitation et des méthodes de planification proposées dans la littérature.
- Nous étudierons en profondeur le concept de l'agrégation de trafic, ses aspects, ses politiques ainsi que les algorithmes publiés par les chercheurs.
- Nous développerons un modèle mathématique qui décrit le fonctionnement d'un réseau WDM basé sur l'agrégation de trafic. Il s'agit d'équations mathématiques qui expriment les contraintes régissant la topologie physique, la superposition de la topologie virtuelle sur cette première, le regroupement, l'écoulement et le routage du trafic sur cette topologie logique. Nous transposerons ces équations dans un programme mathématique en nombre entier. Cette programmation mathématique fournira le design ainsi que ses attributs qui nous intéressent. Nous testerons ce programme avec le logiciel CPLEX (logiciel d'optimisation, ILOG, 2000) pour trouver une solution optimale à des instances de petites tailles. Les solutions trouvées seront analysées pour valider le modèle mathématique.
- Après avoir approuvé le modèle, nous proposerons une politique d'agrégation de trafic pour maximiser l'utilisation des ressources du réseau. Nous élaborerons des heuristiques afin de simuler cette politique et trouver de bonnes solutions

dans des temps acceptables. Ces heuristiques seront implémentées par la suite en C. Un générateur aléatoire d'instances sera aussi implémenté en C pour créer un ensemble de fichiers tests qui seront utilisés par les heuristiques. Nous ferons varier les paramètres du générateur pour que les simulations portent sur plusieurs types d'instances.

- Nous proposerons une recherche locale (Aarts et Lenstra, 1997) et une recherche avec tabou (Glover et Laguna, 1997) qui sont des méthodes d'exploration de l'espace de solution, dans le but de trouver une topologie physique adéquate
- Nous évaluerons les heuristiques comparativement à une méthode optimale
- En fin, nous proposerons et testerons un algorithme multi-objectif (Talbi, 2006) qui optimisera simultanément plusieurs objectifs (maximiser les revenus et minimiser les coûts du réseau).

1.5 Contributions

Notre thèse se veut modestement être une contribution dans le domaine de la planification des réseaux WDM. Nous pensons que notre apport principal est l'intégration de l'ingénierie de trafic représentée par l'opération d'agrégation comme part entière dans le processus de design de ces réseaux. C'est-à-dire grouper les connexions et les mettre en interaction avec le design de la topologie physique et de la

topologie virtuelle. Nous considérons que notre approche est une approche globale grâce aux généralités suivantes.

- Réseaux maillés (*mesh*) quelconque, sans topologies particulières ;
- plusieurs fibres optiques par lien ;
- plusieurs longueurs d'onde par fibres ; et finalement
- plusieurs granularités de connexions.

Nous avons développé un modèle mathématique le plus exhaustif possible pour trouver des solutions optimales avec leurs attribues :

- la topologie physique du réseau (interconnexion des nœuds et dimensionnement des liens) ;
- la configuration de chaque nœud (nombre de transpondeurs) ;
- la topologie virtuelle (matrice des *lightpaths*, chemin et longueur d'onde pour chacun de ces *lightpaths*) ;
- la sélection des connexions qui feront partie du même groupe ; et finalement
- le routage du trafic sur la topologie virtuelle.

Dans ce modèle, nous avons tenu en compte de plusieurs considérations très concrètes comme la limitation des ressources dans le réseau (sur les nœuds et sur les liens) ainsi que le niveau de robustesse requis par le planificateur. Nous pensons que nos solutions sont réalistes car d'une part, les coûts des équipements que nous avons utilisés sont des

coûts réels fournis par les manufacturiers, et d'autre part, la localisation des nœuds du réseau est basé sur la position géographique de villes.

Nous nous sommes intéressés au fonctionnement de vrais équipements de divers manufacturiers (Cisco Systems, Nortel Networks, Lucent Technologies, etc.) ainsi qu'aux technologies et protocoles existant dans les réseaux optiques avant de proposer des conceptions pour ces réseaux. Nous en avons déduit par exemple les différentes vitesses des transpondeurs, le nombre de longueurs d'onde et les réglages possibles sur les cartes optiques offertes sur le marché, les équipements qui réalisent la concaténation virtuelle (Jones et Murton, 2002) pour supporter l'agrégation de trafic, etc. Ces informations très utiles ont été prises en considération pour fixer par exemple la capacité dans les longueurs d'onde, le niveau d'agrégation sur chaque nœud du réseau, les coûts des équipements, etc. Aussi, nous avons proposé un état de l'art le plus exhaustif possible dans le domaine de la planification des réseaux WDM et dans celui de l'agrégation de trafic.

Bien que l'approche et la politique d'agrégation que nous avons considéré ont été développées dans d'autres études, la "mécanique" interne de cette agrégation est propre à notre travail. Cette politique consiste à avantager le regroupement des connexions d'une même paire source/destination et de minimiser le nombre de sauts virtuels (*lightpaths*) pour transporter le trafic vers sa destination. Nous l'avons adapté et bien détaillée pour des fins académiques avant de la tester. Nous avons présenté des heuristiques pour proposer des solutions du plus bas coût possible dans des temps

raisonnables. Nous avons aussi testé des méthodes de recherche dans l'espace de solutions pour améliorer le design final à proposer.

Une autre contribution que nous voulons souligner est la considération simultanée de la perte de revenus et de l'investissement à consentir dans le choix du réseau à installer. Nous avons présenté une méthode objective pour aider le planificateur à trouver dans un premier temps les pondérations les plus intéressantes à appliquer au projet. Cette méthode consiste à une recherche multicritères pas à pas. Une optimisation subséquente est performée pour trouver la meilleure solution de compromis.

Nous pensons que le travail que nous avons réalisé est pertinent et qu'il peut servir de base à d'autres études. Cependant, malgré nos modestes contributions, il reste encore beaucoup d'aspects intéressants à explorer dans le domaine de la planification des réseaux WDM. Nous en discuterons à la fin de cette thèse.

1.6 Plan

Dans cette proposition de thèse nous nous intéressons à la planification globale des réseaux WDM intégrant l'agrégation de trafic comme politique de gestion. Par planification globale, nous entendons le design de la topologie physique du réseau optique sur laquelle sera superposée la topologie virtuelle ainsi que la détermination des équipements à installer sur chaque nœud. Cela est réalisé dans la perspective d'optimiser

l'utilisation des ressources du réseau tout en minimisant son coût. La robustesse du réseau sera prise en considération lors de ce processus.

L'organisation de cette proposition de thèse se déroulera comme suit. Après cette brève introduction, dans le chapitre 2 nous donnerons quelques définitions et concepts de bases liés aux réseaux WDM et à l'agrégation de trafic, puis, nous y présenterons les principaux travaux trouvés dans la littérature ainsi qu'une synthèse des problèmes ouverts proposés.

Le chapitre 3 sera consacré à la modélisation. Nous y exposerons la formulation du problème global, nous y présenterons aussi les sous-problèmes et leurs interactions. Le modèle mathématique que nous avons développé sera détaillé puis les simulations et l'analyse des résultats seront proposées.

Ensuite, le chapitre 4 sera dédié aux méthodes de résolutions. Nous présenterons deux heuristiques, une recherche locale et une recherche avec tabous. Les algorithmes de ces méthodes seront développés et testés pour différentes tailles de réseaux et leurs performances analysées.

Une approche multi-objectif de recherche de solutions de compromis sera proposée dans le chapitre 5. Nous y présenterons aussi un raffinement de solutions qui consiste en une intensification de la recherche et une diversification dans l'exploration de l'espace de solution. L'examen des résultats obtenus sera proposé à la fin de ce chapitre.

Finalement, dans le chapitre 6, nous tirerons les conclusions de cette thèse. Nous soulignerons les limites de nos travaux et proposerons des avenues intéressantes de recherches.

CHAPITRE 2

Les réseaux optiques WDM et l'agrégation de trafic

2.1 Les réseaux optiques WDM

Les réseaux optiques WDM sont des réseaux de grandes capacités déjà en exploitation. Dans ce qui suit, nous en présentons les principales technologies et protocoles ainsi que les techniques de design.

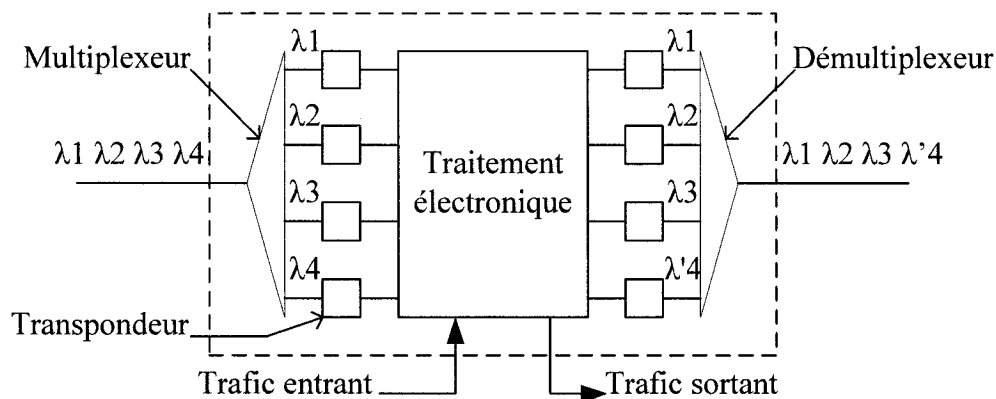
2.1.1 Technologies et protocoles

Une description détaillée des éléments des réseaux WDM peut être trouvée dans les références : Laude (2002), Ramaswami (2002) et Goralski (2001). Nous présentons, dans ce qui suit, les principaux éléments.

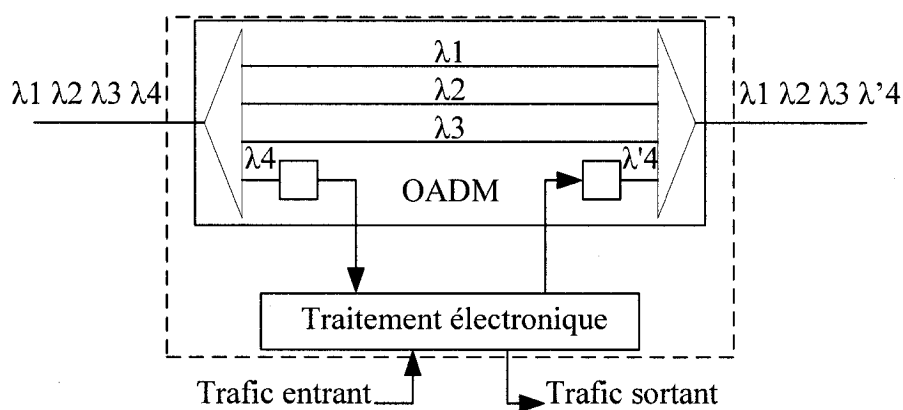
- Le *Transponder* ou *Tranceiver* ou *Translator* est l'élément qui transforme le signal électrique entrant dans le réseau en un signal optique et inversement. Il peut être fixe ou réglable sur plusieurs longueurs d'onde. Le *transponder* vient sous forme d'une carte que l'on installe dans une plateforme. Par exemple, le *Cisco ONS 15454 10-Gbps Multirate Enhanced Transponder Card* (Cisco, 2004) est un *transponder* qui peut opérer à plusieurs vitesses jusqu'à 10 Gbps. Il peut être réglé sur quatre longueurs d'ondes adjacentes à sa fréquence centrale. Cet

élément constitue une portion significative du coût total du réseau. Dans la suite de cette présente thèse, nous utiliserons le terme "transpondeur" pour le désigner.

- L'*optical add/drop multiplexer* (OADM) est un équipement qui offre la possibilité de retirer une ou plusieurs longueurs d'ondes au signal optique et d'en lui ajouter une ou plusieurs à la sortie du nœud. C'est un élément important qui permet de réduire le coût du réseau. La figure 2.1 montre l'avantage d'utiliser un OADM qui économise, dans l'exemple, six transpondeurs. Dans l'exemple illustré dans cette figure, le trafic sur la quatrième longueur d'onde doit être retiré et un nouveau trafic sortant de ce même nœud doit être transporté sur cette même longueur d'onde. De cette figure, nous notons aussi l'important potentiel de cet équipement relativement à la diminution de la charge et du traitement électronique nécessaire au niveau du nœud. Un exemple d'OADM est le *Metropolis ADM Multiservice* de Lucent (Lucent, 2004a) qui est une plateforme offrant un multiplexage et ajout/séparation de trafic à plusieurs niveau dans un réseau WDM dont au niveau optique.



(a) Configuration sans OADM



(b) Configuration avec OADM

Figure 2.1 Avantage d'un OADM

- L'*optical cross-connects* (OXC) est un élément dans lequel sont branchées un certain nombre de fibres à l'entrée comme à la sortie. Il permet de transférer une longueur d'onde d'une fibre entrante vers une fibre sortante (figure 6). Un des OXCs connus est le *OPTera Connect DX Optical Switch* de Nortel (Nortel, 2003) qui peut supporter jusqu'à 4 fibres par carte. Plus de détails concernant l'OXC seront présentés dans le prochain chapitre.

- L'*optical line terminal* (OLT) est un équipement terminal qui délimite la frontière entre la partie optique et la partie non optique (transmission par onde électromagnétique, radio électrique, etc.). Il comprend, en général, un multiplexeur/démultiplexeur et des transpondeurs (figure 2.3). Par exemple, le *TransportNode TN-4T STM-4 Terminal* de Nortel (Nortel, 2003) qui peut être déployé en amont de PCs ou de concentrateurs, peut satisfaire jusqu'à 252 x 2 Mbps par étage.

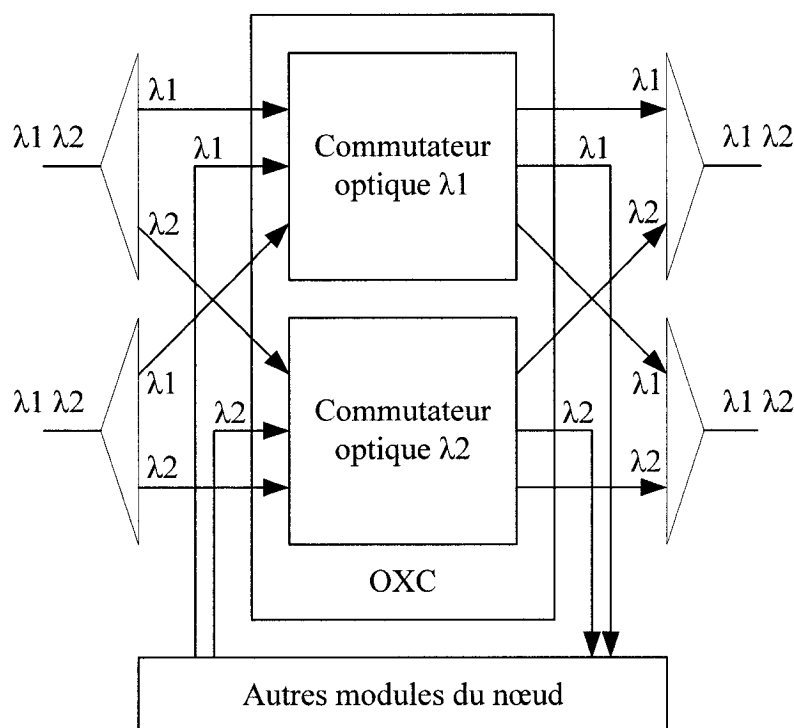


Figure 2.2 Optical Cross-connect (OXC)

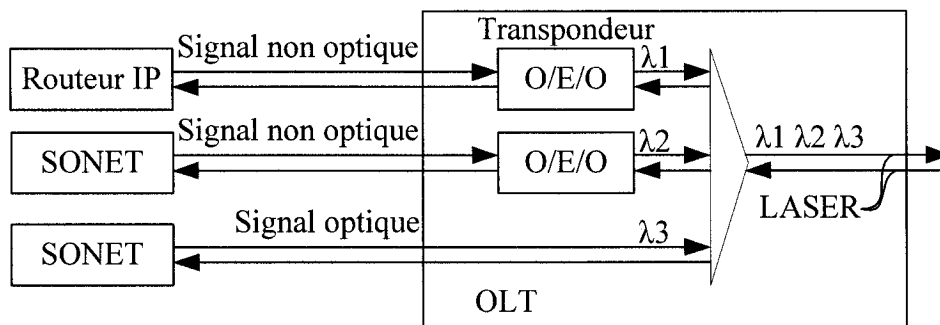


Figure 2.3 Optical Line Terminal (OLT)

Un nœud du réseau peut incorporer un ou plusieurs des éléments cités précédemment. Il peut aussi intégrer un convertisseur de longueurs d'onde, un amplificateur, etc. Dans le contexte des réseaux optiques, on appelle un nœud transparent, un nœud qui réalise la commutation de trafic en restant dans le domaine optique. Un nœud est dit opaque lorsque toutes ses commutations de trafic passent obligatoirement par le domaine électrique. Un nœud translucide est un hybride. Il permet de faire de la commutation dans le domaine optique pour certains trafics et de la commutation dans le domaine électrique pour d'autres. C'est donc un nœud plus polyvalent et plus flexible mais qui nécessite un effort plus important de gestion.

Plusieurs protocoles ont été créés pour gérer le réseau optique et lui ajouter de la qualité de service. Ces opérations sont communément appelées l'ingénierie de trafic. MPLS (Rosen et *al.*, 2001) est un protocole créé par l'IETF (*Internet Engineering Task Force*). L'idée de ce protocole est d'apposer une ou plusieurs étiquettes sur chaque paquet à l'entrée du réseau. Une étiquette spécifie la FEC (*Forwarding Equivalence Class*) d'un paquet et est utilisée comme indexe dans la table de routage pour indiquer le

prochain saut et le nouveau label à apposer. Le principal principe de MPLS est la hiérarchisation de l'architecture, ce qui confère un grand potentiel pour l'expansion. MPLS sert à initier la création et l'annulation de *lightpaths*. Pour ajouter de la qualité de service, une extension des protocoles comme BGP (*Border Gateway Protocol*) (Rosen et Rekhter, 2005) pour le routage, RSVP (*Resource ReSerVation Protocol*) (Awduche et al., 2001) pour la réservation de ressources, peut être utilisée (Guichard et Vasseur, 2005). Dans l'état actuel des réseaux, nous retrouvons des architectures très hétérogènes ce qui complique la continuité de services entre les fournisseurs et entre les équipements (figure 2.4). Il n'est pas nécessaire de s'étaler sur l'importance de cette continuité. La convergence est devenue cruciale. Dans ce contexte, l'agrégation de trafic peut être utilisée pour grouper les connexions de même niveau de service, puis les faire transiter par les LSP (*Label Swithed Paths*) adéquats signalisés par MPLS, ce qui permettrait une meilleure utilisation du réseau tout en minimisant leur coût.

Pour satisfaire des services traversant des plateformes intermédiaires et qui ne sont pas fournis par ces dernières, une prise en charge peut néanmoins être assurée. Cela est rendu possible grâce à l'émulation de service. Une émulation de service est une imitation de ce dernier avec les mêmes garanties, quand cela est possible, mais sans l'utilisation des mêmes technologies ou protocoles. Par exemple, l'encapsulation Martini (Martini, 2005) est un protocole qui décrit les procédures pour encapsuler des protocoles de niveau 2 dans un *pseudowire* (un tunnel dans lequel le service est émulé) afin d'émuler ces services sur un réseau MPLS. Il précise l'encapsulation, la signalisation ainsi que les échanges nécessaires pour offrir ce service. Côté équipement, la carte

Translan de Lucent (Lucent, 2004b) offre une interface et un service Ethernet dans réseau SDH.

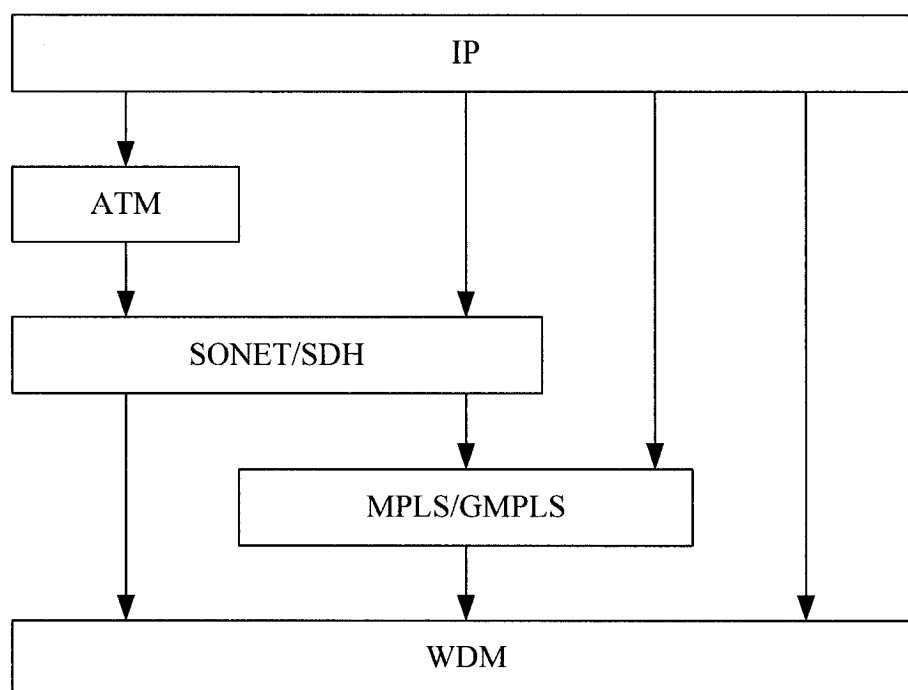


Figure 2.4 Différentes combinaisons d'architectures existantes

Après avoir donné les définitions nécessaires ainsi que les technologies et les protocoles qui régissent les réseaux WDM, il est intéressant de présenter comment ces réseaux sont exploités. En effet, étant donné que les capacités des fibres déployées sur le réseau sont importantes et que la technologie WDM permet la coexistence de plusieurs canaux en parallèles et ce sur chaque fibre, pour exploiter les réseaux optiques WDM trois approches sont proposées (Cerutti et Fumagalli, 2005).

La première approche est appelée réseaux de première génération (PG). Dans ces réseaux, chaque nœud doit traiter électroniquement tout le trafic entrant ainsi que le trafic sortant, y compris le trafic en transit. Dans cette approche, l'architecture nécessaire au fonctionnement du réseau est donc simple et facile à installer. Elle permet aussi une bonne utilisation de chaque lien optique ainsi que la diminution du nombre de longueur d'onde sur les fibres. Cependant, le traitement électronique et ce à chaque nœud, engendre des délais et une baisse de performance du réseau. De plus, chaque nœud doit incorporer des composantes électroniques coûteuses qui risquent de saturer et qu'il faudra remplacer avec l'augmentation de la charge du trafic. En conséquence, l'expansion du réseau devient délicate.

La deuxième approche est celle des réseaux *single-hop* (SH). Ces réseaux permettent à chaque nœud de ne traiter que le trafic qui le concerne. C'est-à-dire le trafic qui est inséré ou récupéré par le réseau à son niveau. Le nœud intermédiaire n'est pas concerné par le trafic en transit, ce dernier passe sans traitement et son *lightpath* ne fait que traverser le nœud. La seule obligation de ce nœud est d'en assurer la commutation au niveau de la longueur d'onde d'une fibre entrante vers une fibre sortante. L'avantage principal de cette approche est la diminution du traitement au niveau des nœuds intermédiaires. Ce qui permet la réduction des équipements entraînant une économie aussi bien sur le coût financier que sur les délais dans le réseau. Mais cette approche présente aussi plusieurs inconvénients. En effet, elle n'est pas viable eu égard à l'augmentation du trafic et le nombre de nœuds. Une telle expansion entraîne une augmentation exponentielle du nombre de canaux ou *lightpaths* et donc l'utilisation de

beaucoup de transpondeurs qui coutent cher. Aussi, le passage de plusieurs *lightpaths* par divers fibres, entraine une utilisation d'un nombre accru de longueurs d'ondes. Mais le nombre de canaux par fibre n'est pas illimité et le nombre de longueurs d'ondes que la technologie permet est restreint. À cela s'ajoute des difficultés techniques concernant la qualité du signal dans les canaux optiques reliant deux nœuds très éloignés sans recourir à une régénération. Cela est relié au fait que dans cette approche, le traitement électronique d'un *lightpath* transitaire n'est pas autorisé dans un nœud intermédiaire.

Les réseaux hybrides ou *multi-hop* (MH) représentent la troisième avenue. Cette approche est un compromis entre les deux premières. Elle exploite aussi bien le multiplexage de trafic au niveau des *lightpaths* que le traitement électronique intermédiaire sur un ou plusieurs nœuds du réseau. Dans ce type de réseau, une connexion est autorisée à emprunter plusieurs *lightpaths* pour arriver à destination. Cette approche a plusieurs avantages comparée aux précédentes. Elle permet d'augmenter l'utilisation des *lightpaths*, de diminuer le nombre de transpondeurs au niveau de chaque nœud tout en gardant l'avantage de ne pas traiter systématiquement un trafic transitaire sur des nœuds intermédiaires. Elle présente donc une méthode viable pour l'expansion du réseau et de la charge du trafic qu'il supporte. Mais cette approche n'a pas que des avantages car l'organisation d'un tel réseau est relativement complexe. En effet, la sélection des nœuds, de leurs fonctionnalités et des équipements qui leurs sont nécessaires sont des tâches délicates. Le choix des routes par lesquelles devra passer chaque connexion de façon à exploiter intelligemment les ressources du réseau d'un

autre côté est aussi une opération à laquelle il faut porter la plus grande attention. La figure 2.5 illustre les trois approches présentées précédemment.

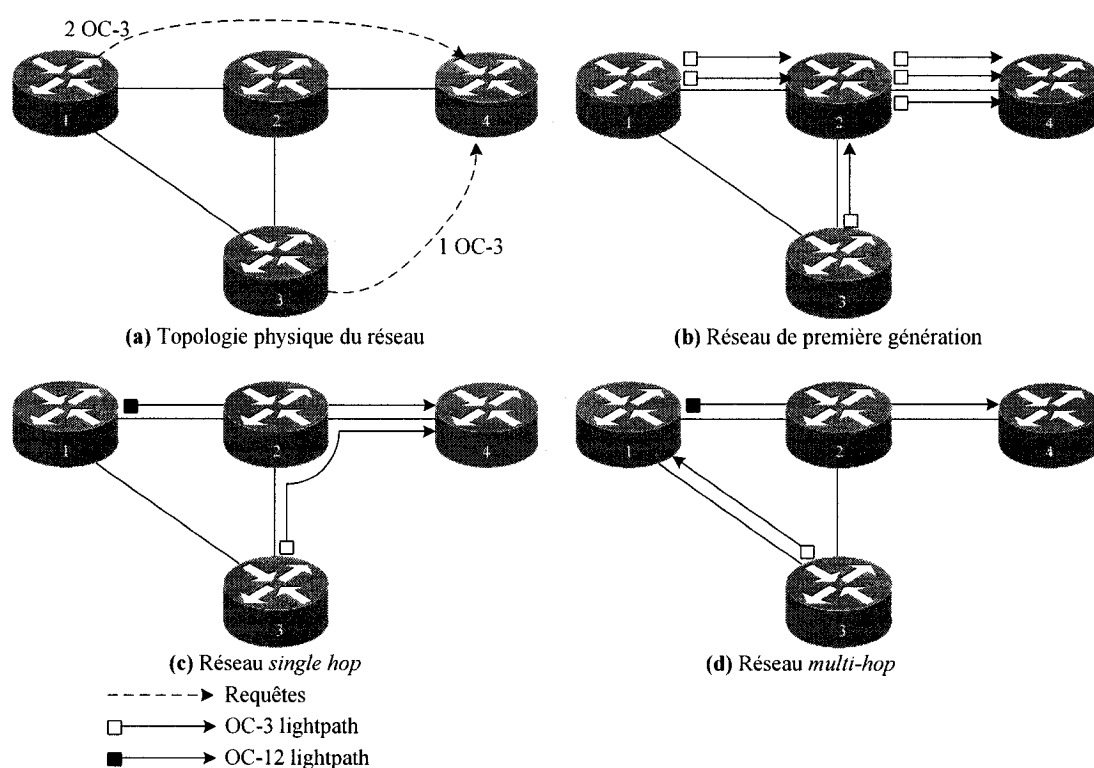


Figure 2.5 Approches d'exploitation des réseaux WDM

Dans la figure 2.5 (b), beaucoup de *lightpaths* et donc de transpondeurs sont utilisés dans ce réseau de première génération. Ce nombre diminue considérablement dans un réseau *single hop*, comme cela est illustré dans la figure 2.5 (c). Mais dans ce réseau, nous avons consommé quatre longueurs d'onde-lien (*wave-link*). Cette mesure représente la somme des longueurs d'onde par lien utilisées dans le réseau. Dans la

figure 2.5 (d), pour un réseau *multi-hop*, nous avons utilisé trois longueurs d'onde-lien, ce qui représente potentiellement la meilleure utilisation des ressources du réseau.

2.1.2 Design des réseaux WDM

Nous avons vu que le processus de design des réseaux de télécommunications est une opération critique à laquelle il faut porter la plus grande attention. Vu l'importance des enjeux et de l'investissement, une approche par essai-erreur est à éviter absolument. D'une façon générale, la planification de réseau est assez complexe. Les grandes lignes d'une bonne approche sont présentées dans Robinson et Terplan (1999). Comme illustré dans la figure 2.6, cela consiste en un processus récursif des opérations suivantes.

- La collecte de données ;
- la conception proprement dite du réseau ;
- des tests et des simulations ; et finalement
- une analyse des performances.

Une fois ces opérations réalisées possiblement à plusieurs reprises, un raffinement de la dernière solution est effectué et une décision finale est prise.

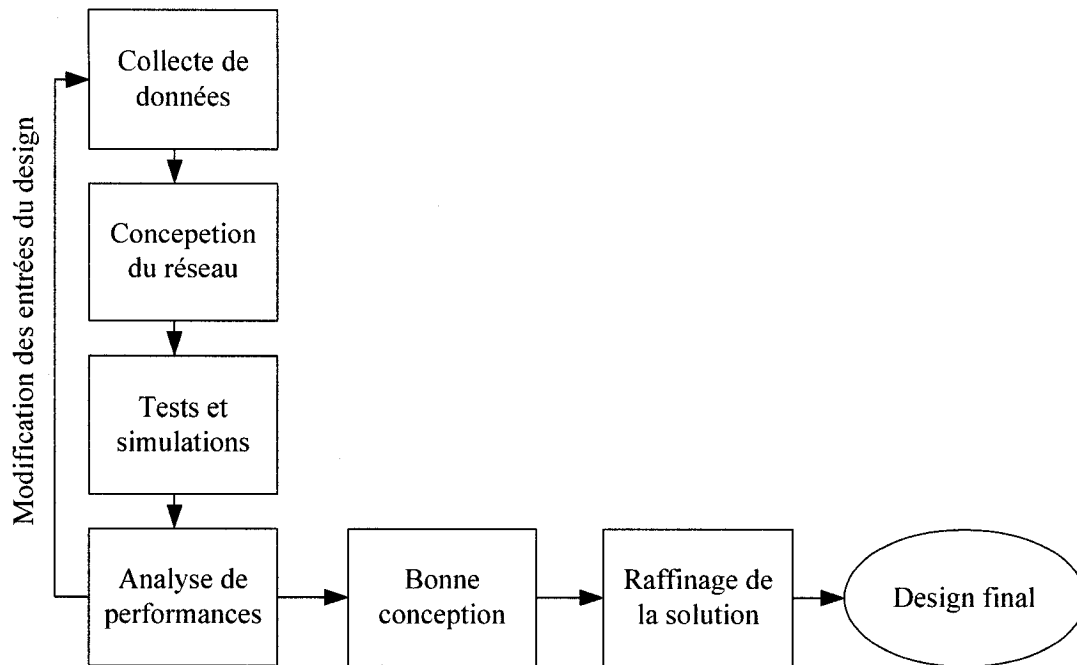


Figure 2.6 Processus de planification d'un réseau

Pour mener a bon terme ce projet, il faut impérativement déterminer à l'avance les requis suivants.

- Identifier l'objectif de rentabilité du projet ;
- évaluer les besoins et le bassin de la clientèle ;
- énumérer les services à offrir sur le réseau ;
- déterminer les classes de la qualité de service à proposer aux clients ;
- préciser la robustesse, la sécurité et les performances voulues pour le réseau ;
- estimer le volume et caractériser le trafic à échanger dans le réseau ;
- déterminer les équipements nécessaires et l'investissement à consentir ; et en fin
- évaluer les risques technologiques et commerciaux du projet.

Ces considérations s'appliquent aussi à la planification des réseaux optiques WDM. Dans la figure 2.6, pour le processus de planification, l'étape de la conception de tels réseaux implique en général les sous-problèmes suivants.

- Localiser et grouper les nœuds d'accès pour les affecter à un nœud de la dorsale, ce qui est un problème NP-difficile car il revient à résoudre un problème de recouvrement qui est un problème NP-complet (Garey et Johnson, 1997);
- éventuellement localiser et connecter les nœuds de la dorsale ;
- dimensionner les liens (nombre de fibres par lien, nombre et capacité des longueurs d'onde dans chaque fibre);
- trouver la configuration de chaque nœud du réseau (le nombre de ports, de transmetteurs, les interconnexions, les modules à installer, le système d'exploitation, les logiciels de contrôle, etc.) ;
- construire la topologie virtuelle, c'est-à-dire estimer la matrice des requêtes de *lightpaths* entre les nœuds et trouver un chemin et une longueur d'onde pour chacun des *lightpaths* ;
- assurer la protection et la restauration des circuits virtuels.

Concernant le sous-problème de la construction de la topologie virtuelle, deux considérations techniques doivent être prises. La première stipule que deux *lightpaths* ne peuvent exploiter la même longueur d'onde s'ils partagent une fibre donnée. La deuxième précise que s'il n'y a pas de conversion de longueur d'onde dans le réseau, un *lightpath* doit garder la même longueur d'onde de sa source vers sa destination. Il est à

noter qu'un *lightpath* nécessite un transmetteur à sa source et un récepteur à sa destination.

Deux approches sont généralement proposées pour ce sous-problème. La première a pour but de minimiser les ressources utilisées dans le réseaux dont les longueurs d'onde (Harder *et al.*, 1997). La deuxième propose de minimiser la probabilité de blocage des requêtes de connexions (Fumagalli et Valcarengh, 2001 et Ramaswami et Sivarajan, 1996).

Une formulation de ce sous-problème de routage et d'assignation de longueur d'onde peut être la suivante. Étant donné une topologie physique et un ensemble de requêtes, satisfaire ces requêtes de façon à optimiser les performances du réseau tout en minimisant son coût. Généralement une décomposition en deux parties est proposée (Ramaswami et Sivarajan, 1996).

1. Assigner à la requête de connexion r , un chemin p de liens dans le graphe G entre les nœuds u et v (c'est-à-dire trouver l'ensemble des fibres sur lesquelles sera transportée la connexion r).
2. Assigner une (ou plusieurs) longueur d'onde λ au chemin p (en respectant le contrainte d'unicité de l'utilisation de la longueur d'onde sur une fibre donnée ainsi que celle concernant les fonctionnalités de conversion de longueur d'onde sur les nœuds intermédiaires).

Gangxiang et *al.* (2000) ont démontré que ce problème, mieux connu sous la nomenclature RWA (*Routing and Wavelength Assignment*), est un problème NP-difficile. En effet, le problème de coloration de graphe, qui est un problème NP-complet (Garey et Johnson, 1979) peut être transformé en un temps polynomial en un problème RWA. Un algorithme pour résoudre le problème RWA peut donc aussi résoudre le problème de coloration de graphe. Pour un réseau sans classe particulière, trouver une solution optimale avec un algorithme polynomial n'est probablement pas possible. Le temps de résolution avec une méthode exacte, surtout pour des instances de grandes tailles, peut donc être important. Dans certaines situations, il est possible de s'accommoder d'une solution de bonne qualité (relativement proche d'une borne donnée) si le temps de résolution pour trouver cette dernière est acceptable (l'effort consenti est en rapport avec l'importance accordée à la qualité de la solution). Des heuristiques peuvent donc être utilisées à cet effet. La qualité de ces heuristiques peut être mesurée, par exemple, par l'évaluation des bornes. Plusieurs études ont été consacrées à ce sujet. Chamberland et *al.* (2005) ont modélisé le problème RWA et ont développé et comparé deux heuristiques. Des bornes inférieures ont été présentées pour apprécier la qualité de ces heuristiques. Dzongang et *al.* (2005) ont proposé une métaheuristique utilisant la recherche avec tabous pour explorer l'espace des solutions. Les résultats obtenus ont été comparés avec ceux de trois autres algorithmes publiés dans la littérature. Chu et Li (2005), quant à eux, ont examiné le problème RWA sous un trafic dynamique. Ils ont présenté un algorithme avancé pour ce genre de trafic et un modèle analytique approximé pour évaluer le taux de blocage dans le réseau. Beaucoup

d'autres travaux connexes peuvent être trouvés dans les références des articles précédents.

2.2 Agrégation de trafic dans les réseaux WDM

L'opération d'agrégation de trafic est de plus en plus utilisée dans les réseaux WDM. Elle est réalisée par des équipements qui exploitent certains protocoles. Dans ce qui suit, nous présenterons les concepts de bases et les classes de l'agrégation de trafic. Nous exposerons aussi les problématiques ainsi que les travaux de recherches qui sont consacrés à ce domaine.

2.2.1 Définitions et concepts de base

La technique d'agrégation de trafic que nous étudions est consacrée aux réseaux WDM. L'élément principal qui rend possible l'opération d'agrégation est l'OADM. En effet, c'est grâce à cet élément que nous pouvons injecter ou retirer, au niveau d'un nœud, une partie ciblée d'un trafic sur une longueur d'onde. L'OADM permet aussi de ne pas traiter (électroniquement ou optiquement) le trafic non concerné. Cela diminue les temps de traitement au niveau des nœuds, minimisant ainsi l'effet *bottleneck* électronique d'un côté. L'OADM augmente l'utilisation de la largeur de bande, maximisant la profitabilité du réseau d'un autre côté. Un autre élément nécessaire à l'agrégation est l'OXC. Il injecte le trafic d'une longueur d'onde d'une fibre à l'entrée,

vers une autre fibre à la sortie et ce sur la même longueur d'onde. Le trafic peut être orienté aussi vers un des modules électroniques du nœud afin d'y être traité. Il n'est pas rare de voir dans un nœud, un OXC branché sur un OADM sur un niveau inférieur afin de diriger le trafic d'une longueur d'onde donnée vers cet équipement pour y être remplacé. Un convertisseur de longueur d'onde peut être aussi placé au niveau d'un nœud pour augmenter les fonctionnalités de ce dernier.

L'agrégation de trafic est directement reliée au concept du multiplexage. Plusieurs types de multiplexages sont utilisés dans les réseaux optiques (Zhu et Mukherjee, 2003). Nous pouvons citer les suivants.

- Le multiplexage spatial : le *space-division multiplexing* (SDM) consiste à utiliser plusieurs fibres par câble (ou lien) optique pour transporter le trafic. Ce multiplexage sert donc à augmenter l'utilisation de chaque lien optique sur le réseau.
- Le multiplexage fréquentiel : le *frequency-division multiplexing* (FDM) utilise plusieurs longueurs d'ondes par fibre optique pour transporter le trafic. Ce multiplexage sert donc à augmenter l'utilisation de chaque fibre dans lien optique.
- Le multiplexage temporel : le *time-division multiplexing* (TDM) découpe l'espace temps en intervalles dans lesquels sont transmis des trafics de différentes origines. C'est avec cette approche qu'il est possible de transmettre, par exemple, des OC3 sur un OC48. Ce multiplexage sert donc à augmenter

l'utilisation de la largeur de bande de chaque longueur d'onde dans une fibre optique.

- Le multiplexage par paquet : le *packet-division multiplexing* (PDM) consiste à injecter cycliquement un certain nombre de paquets des différentes entrées vers une sortie. Ceci permet par exemple de créer un service de circuits virtuels dans une architecture réseau IP/MPLS/WDM. Ce multiplexage sert donc à augmenter l'utilisation de chaque circuit sur une longueur d'onde.

Il n'est pas rare de trouver, au niveau d'un nœud, des combinaisons basées sur deux ou plusieurs types de multiplexages. L'idée est de maximiser l'utilisation des ressources du réseau, comme cela est illustré dans la figure 2.7.

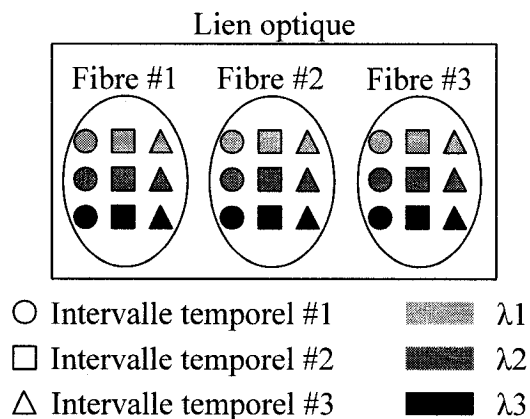


Figure 2.7 Différents types de multiplexages

Une méthode bien connue et déjà très utilisée pour l'agrégation de trafic est la concaténation virtuelle (Jones et Murton, 2002). C'est une technique qui se base sur le multiplexage temporel, elle permet de supporter plusieurs clients sur une même connexion SONET. Elle est supportée dans la plupart des cartes SONET. Il existe plusieurs niveaux (granularités) d'agrégation de trafic. Plus la granularité d'agrégation d'un nœud est fine et plus ce nœud a des fonctionnalités plus étendues. En effet, un nœud avec une granularité au niveau i possède aussi les fonctionnalités d'agrégation du niveau $i-1$. Par exemple, un nœud avec une granularité au niveau OC-3 peut aussi traiter des connexions OC-12, OC-48, voir même toute une longueur d'onde ou une fibre entière. Par contre, un nœud avec une granularité au niveau OC-12 ne peut pas traiter des connexions OC-3. Si un nœud a une granularité correspondant à la plus basse connexion circulant dans le réseau, on dit que ce nœud est un nœud avec une agrégation totale ou un nœud "*full grooming*". Dans certaines études, on dit que ce nœud peut faire de l'agrégation multi-niveau. Une illustration de ces niveaux de granularités d'agrégation possibles dans un nœud est présentée dans la figure 2.7.

Cette granularité peut avoir un impact important dans la gestion du trafic et jouer un rôle critique dans l'utilisation des ressources du réseau. La figure 2.8 montre l'effet de différents niveaux de granularités d'agrégation dans un réseau optique.

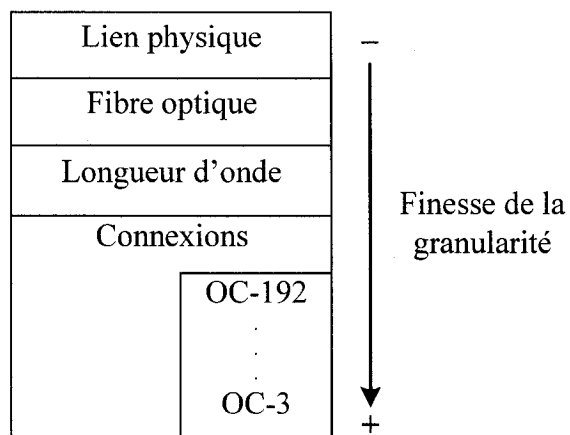


Figure 2.7 Différents niveaux de granularités d'agrégation

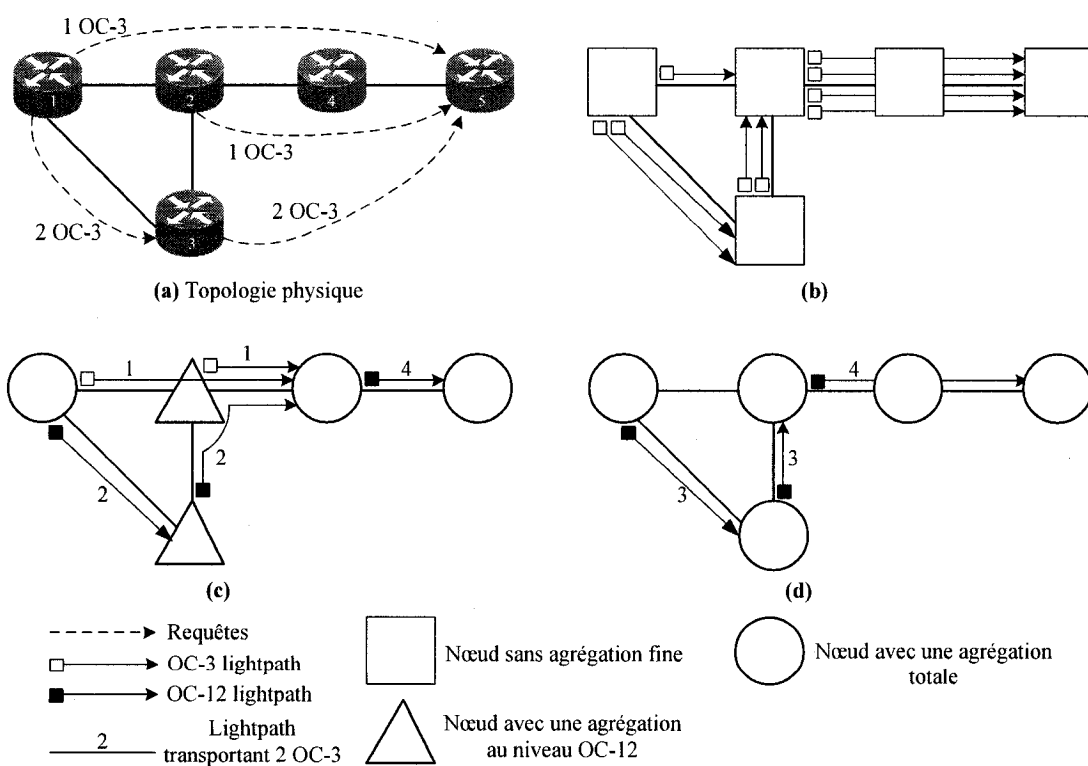


Figure 2.8 Influence des différents niveaux de granularités d'agrégation

Dans la figure 2.8, il est facile de noter que des granularités fines augmentent l'efficacité de l'utilisation des ressources du réseau. Le réseau dans la figure (b) ne fait aucune agrégation au niveau connexion. Il y a eu une grande amélioration entre le réseau dans la figure (b) et celui dans la figure (c). Dans cette dernière, il aurait été plus accommodant d'envoyer la connexion (1,5) du nœud 1 vers le nœud 2 ou 3 en espérant que ces derniers réussissent à la grouper avec leurs connexions vers le nœud 5 et économiser ainsi le *lightpath* (1,4). Cependant, les nœuds 2 et 3 ne sont pas capables de traiter un trafic intermédiaire d'un volume plus bas qu'un OC-12. Cette situation ne se présente pas dans le réseau de la figure (d) dans lequel les nœuds 2 et 3 possèdent une agrégation totale. Dans ce dernier réseau, il est aussi possible de réaliser encore plus d'économie tout en gardant le même niveau d'utilisation des ressources, en remplaçant le nœud 4 par un nœud d'une granularité moins basse. En effet, ce dernier dans ce cas-ci, n'a pas à traiter le trafic intermédiaire, il peut juste faire de la commutation au niveau fibre optique.

Dans le cadre des réseaux WDM, il existe principalement deux approches d'agrégation de trafic : l'agrégation des paquets et l'agrégation des connexions (Modiano et Lin, 2001). La première approche est un problème qui va se poser dans les futurs réseaux IP dans lesquels les SONET ADMs peuvent ne plus être utilisés pour multiplexer le trafic dans les longueurs d'onde. En effet, les routeurs IP seront directement connectés aux longueurs d'onde et qu'ils auront la responsabilité du routage de paquets, la fonctionnalité de l'agrégation du trafic passera donc dans le giron de ces

routeurs IP. Toute une problématique se posera pour savoir comment éviter que chaque paquet soit traité au niveau de tous les routeurs par lequel il passera.

La deuxième approche concerne le regroupement des connexions. Dans ce cas-ci, nous pouvons aussi parler de l'agrégation et de la semi-agrégation. Dans la première, il n'y a pas de distinction entre les types de trafics qui circulent, ces derniers sont groupés et les ressources sont allouées à cet ensemble comme étant une entité unique. Pour la semi-agrégation, les trafics sont groupés en un petit nombre de classes prédéfinies. Ces classes sont basées par exemple sur la nature, la sensibilité, la protection nécessaire au trafic ou sur tout autre aspect de la qualité de service. Les ressources du réseau sont donc allouées en conséquence pour chaque classe. Ceci est très utile dans les réseaux MPLS dans lesquels on peut définir plusieurs classes de qualité de service auxquelles appartiennent les LSPs. Les LSPs d'une même classe peuvent ainsi être groupés et partager des ressources adéquates à leur classe de service.

L'agrégation de trafic concerne donc plusieurs types de réseaux incluant SONET sur WDM et IP/MPLS sur WDM. Ces derniers protocoles sont déjà bien établis et leur robustesse est largement reconnue. Mais l'agrégation de trafic peut être aussi étendue à d'autres protocoles avancés en construction comme GMPLS. En effet, bien que MPLS soit largement reconnu comme une technologie bien adaptée qui représente un choix de solution vers lequel convergent les fournisseurs de service, il ne peut pourvoir à un contrôle et à une ingénierie de trafic communs pour des commutations temporelle (TDM), spatiale (fibres) et fréquentielle (longueur d'onde). L'évolution des réseaux

optiques et le besoin de maintenir les réseaux existants requièrent un protocole plus évolué et plus complet. C'est dans ce contexte qu'une extension de MPLS, le GPLMS (*Generalised MPLS*) (Manni, 2004) a été proposée pour palier à ces carences. La plateforme GMPLS/DWDM est probablement la future infrastructure qui offre la plus grande flexibilité pour la migration des services sur un réseau de très haute performance. Le standard GMPLS permet de grouper un ensemble de LSPs d'un même LSR (*Label Switching Router*) origine et d'un même LSR destination et de les faire transiter dans le même *lightpath*. Ce qui revient donc à un problème d'agrégation de MPLS LSPs pour être transporter dans des *lightpaths* sur un réseau MPLS. Concernant les politiques de d'administration des connexions dans les réseaux optiques, on appelle *single-hop* le fait qu'une connexion ne peut emprunter qu'un seul *lightpath*. Dans le cas où elle est autorisée à emprunter plusieurs, on parle de *multi-hop*.

Comme nous l'avons mentionné précédemment, l'agrégation de trafic se base sur les fonctionnalités de l'OXC installé sur chacun des nœuds du réseau. Nous pouvons en citer les types suivants (Zhu et al., 2003b).

- Le “*non-grooming*” OXC : ce type d'OXC peut être intégré dans des nœuds opaques ou transparents. Cet OXC ne peut pas traiter le trafic au niveau des granularités les plus fines. S'il est incorporé à un nœud transparent, opérant exclusivement dans le domaine optique, il ne peut commuter qu'une ou plusieurs longueurs d'onde voir même une fibre entière. Par exemple si une longueur d'onde est utilisée avec une capacité d'un OC-48, L'OXC ne peut pas

fonctionner au niveau des OC-12 ou des OC-3. Si cet OXC est utilisé dans un nœud opaque, il ne fera que rediriger entièrement la longueur d'onde vers la partie électronique dans laquelle le trafic sera traité. À la sortie de cet OXC, le trafic a déjà une vitesse d'un OC-48 sans l'utilisation préalable d'aucun multiplexage à des niveaux inférieurs. Si le nœud équipé de ce genre d'OXC a en charge le traitement d'un trafic à des niveaux inférieurs, d'autres équipements doivent y être incorporés.

- Le “*single-hop (SH) grooming*” OXC : comme le précédent type d'OXC, il ne peut traiter le trafic qu'au niveau longueur d'onde ou à un niveau supérieur (fibre ou lien). Cependant il peut posséder des capacités à traiter le trafic à des niveaux inférieurs seulement si le trafic en question est originaire ou à destination de ce nœud, c'est-à-dire que ce n'est pas un trafic intermédiaire. Cet OXC peut donc multiplexer par exemple des OC-3 et des OC-12 provenant du nœud auquel il est incorporé, dans un lightpath d'une capacité d'un OC-48 sortant de ce même nœud.
- Le “*multi-hop (MH) partiel grooming*” OXC : ce type d'OXC peut grouper des trafics de petites vitesses d'une ou de plusieurs longueurs d'onde dans une nouvelle longueur d'onde sans l'ajout d'autres équipements. Cependant, la granularité du trafic traité n'est pas la plus fine considérée par le réseau, c'est-à-dire par exemple il peut traiter des OC-48 ou des OC-12 mais pas des OC-3. Le trafic traité est aussi bien celui provenant (à destination) du nœud auquel l'OXC est incorporé, que le trafic transitaire.

- Le “*multi-hop full grooming*” OXC : son fonctionnement est similaire au précédent sauf que ce type d’OXC peut multiplexer, démultiplexer et grouper des trafics de la plus basse granularité considérée par le réseau. C’est l’OXC le plus flexible.

Basés sur l’ensemble des précédents équipements, nous pouvons définir les quatre types de *lightpaths* suivants.

- Le “*non-grooming*” *lightpath* est un *lightpath* dont les nœuds terminaux ne fonctionnent qu’au niveau longueur d’onde et n’ont pas donc une granularité plus basse. Ce type de *lightpath* est connecté par exemple entre deux “*non-grooming*” ou “*single hop grooming*” OXCs.
- Le “*source groomable*” *lightpath* : c’est un *lightpath* dont la source a la granularité la plus fine et dont le trafic y circulant doit obligatoirement se terminer au nœud destination. Par contre ce trafic peut être originaire de plusieurs nœuds du réseau. Un *lightpath* reliant un “*multi-hop full grooming*” OXC à un “*non-grooming*” OXC et dont le trafic est destiné entièrement au nœud incorporant ce dernier, est un exemple de “*source groomable*” *lightpath*.
- Le “*destination groomable*” *lightpath* : c’est un *lightpath* dont la destination a la granularité la plus fine et dont le trafic y circulant doit obligatoirement être originaire du nœud source du *lightpath*. Par contre ce trafic peut être à destination de plusieurs nœuds du réseau. Un *lightpath* reliant un “*non-grooming*” OXC à un “*multi-hop full grooming*” OXC et dont le trafic est

entièrement originaire du au nœud source du *lightpath*, est un exemple de “*source destination*” *lightpath*.

- Le “*full groomable*” *lightpath* : c’est un *lightpath* dont la source et la destination ont la granularité la plus fine. Le trafic y circulant peut provenir de n’importe quelles paires de nœuds du réseau. C’est le *lightpath* le plus flexible.

2.1.2 La problématique de l’agrégation de trafic

La principale portion des coûts électroniques des réseaux WDM provient des équipements à installer. Les transpondeurs et à moindre mesure les ADMs constituent une bonne part des dépenses dans ce domaine (Dutta et Rouskas, 2002). La minimisation de l’installation de ces équipements est l’objectif dans une grande majorité de travaux de recherche. Sur un autre plan, la plupart des réseaux actuels utilisent la technologie SONET en anneau (anneau simple ou multiple). C’est la raison principale pour laquelle la majorité des premiers travaux de recherche dans le domaine de la planification de l’agrégation de trafic a été dévolue pour l’architecture en anneau (Modiano et Lin, 2001). Cependant, l’interconnexion de réseaux poussée par la compétitivité, la création de nouveaux services et les nouvelles données internationales dans le domaine des télécommunications, fait que l’architecture des réseaux ressemble plus à une architecture maillée qu’en anneau. D’où le fait que la plupart des récents travaux de recherche dans ce domaine, rencontrés dans la littérature, soient consacrés principalement aux réseaux

maillés. Les études ont concerné initialement les réseaux SONET/WDM en anneau dans lesquels le coût est dominé entre autres par les ADMs (Modiano et Lin, 2001). Le but était en général, de minimiser le nombre des ADMs en organisant avec attention les circuits SONET en plaçant efficacement les ADMs.

La planification de l'agrégation de trafic est un problème relativement nouveau, et l'agrégation dans les réseaux maillés a commencé à la fin des années quatre-vingt-dix. Dans ce travail, nous nous intéresserons spécialement à cette architecture car l'architecture en anneau est un cas particulier de cette dernière.

Modiano et Chiu (1998) ont démontré que l'opération d'agrégation pour un trafic quelconque est un problème NP-difficile car le problème du sac à dos, qui est NP-complet (Garey et Johnson, 1979) peut être transformé en un problème d'agrégation de trafic. Modiano et Lin (2001) ont trouvé que cette agrégation pouvait optimiser grandement l'utilisation des ressources et diminuer entre autres jusqu'à 52% des ADMs dans le réseau.

Ce problème NP-difficile se superpose au problème RWA qui est lui aussi NP-difficile (section 2.1.2). La planification devient donc très complexe et nécessite l'élaboration d'heuristiques pour des problèmes de grandes tailles à cause de l'explosion combinatoire. Il est souvent tentant pour le planificateur de fractionner et séparer le problème d'agrégation de trafic et celui du RWA en se basant sur le principe "diviser pour régner". Ici aussi deux approches se prévalent. La première consiste à faire

l'agrégation de trafic pour trouver les *lightpaths* à installer puis résoudre le problème du RWA pour ces *lightpaths*. La deuxième construit la topologie virtuelle du réseau avec RWA puis lance la résolution de l'agrégation pour optimiser l'utilisation de cette topologie. Malheureusement, ce processus à deux niveaux conduit à une résolution sous-optimale du problème. Gerstel et al. (1999) ont montré une amélioration pouvant atteindre 20% si ces deux étapes sont résolues conjointement. Il est à noter que les deux problèmes ont certaines ressemblances. En effet, tous les deux se basent sur les aspects de regroupement et de paquetage

Dans la littérature, nous pouvons classer les recherches dans le domaine dans deux catégories : l'agrégation de trafic statique et l'agrégation de trafic dynamique.

2.2.3 L'agrégation d'un trafic statique

L'agrégation d'un trafic statique peut être utilisée dans plusieurs applications. Par exemple, cette agrégation peut être employée lors de design et de la protection des réseaux WDM en se basant sur une estimation d'un trafic fixé (Modiano et Lin, 2001). Le trafic fixe ou statique, peut être représenté par une matrice décrivant la quantité de données à échanger entre chaque paire de nœuds du réseau. Cette matrice peut être le fruit de prédictions, de mesures ou d'expériences passées. Nous rencontrons dans la littérature deux approches d'étude du le problème d'agrégation du trafic fixe.

- Satisfaire tout le trafic demandé en minimisant le coût du réseau;
- étant donné des ressources limitées, maximiser le trafic que nous pouvons satisfaire.

Le problème d'agrégation de trafic statique est donc un problème d'optimisation. D'une façon générale, nous pouvons résumer les points de ce problème comme suit. Pour un ensemble de demande de connexions de petites vitesses, quelles sont celles qui doivent être groupées ensemble, à quels niveaux, quelle route et longueur d'onde seront utilisées pour chaque regroupement et quels sont les équipements qui seront nécessaires sur chaque nœud.

Zhu et *al.* (2002b) ont proposé de décomposer le problème en quatre sous-problèmes. Étant donné la matrice de trafic et la topologie physique du réseau :

- déterminer la topologie virtuelle (l'ensemble des *lightpaths* à créer);
- superposer les *lightpaths* sur la topologie physique;
- Assigner une longueur d'onde à chaque *lightpath*;
- Faire circuler le trafic sur la topologie virtuelle.

Les auteurs ont formulé le problème en un modèle mathématique et ont proposé et comparé deux heuristiques. Suivant la même décomposition, Zhu et *al.* (2003a) ont proposé une nouvelle approche qui consiste à représenter le problème en un graphe multi-niveaux. Le premier niveau représente l'accès, le deuxième les *lightpaths*, les W niveaux suivants représente les W longueurs d'ondes qui traversent les nœuds.

Finalement, les derniers niveaux représentent les différentes fonctionnalités opérées par les nœuds (agrégation, multiplexage/démultiplexage, transmission/réception, commutation spatiale, conversion de longueurs d'onde, etc.). Entre chaque niveau, il y a des connexions qui traduisent la configuration du réseau. Les auteurs proposent un algorithme qui résout simultanément les quatre sous-problèmes en construisant un graphe auxiliaire qui décrit le cheminement des connexions à travers les différentes fonctionnalités nécessaires à son existence. Ils ont proposé plusieurs politiques (minimiser le nombre de sauts, minimiser le nombre de sauts virtuels, maximiser l'utilisation de chacune des longueurs d'ondes sur chaque lien) dans le but de maximiser le trafic satisfait. Finalement, ils ont comparé les résultats obtenus à ceux d'une méthode exacte.

Avec la même approche de graphe multi-niveaux, Xiang et *al.* (2004) ont utilisé et comparé les effets du nombre de sauts et l'équilibrage du flot (*load-balance*) dans le réseau par rapport au taux de trafic satisfait (c'est-à-dire transporté jusqu'à sa destination). Dans une autre étude, Bouabdallah et *al.* (2004) ont développé et évalué un nouveau concept appelé l'agrégation distribuée. Ce concept consiste à favoriser le regroupement des connexions provenant de plusieurs sources et qui ont la même destination en un même *lightpath*. Chacune des sources injecte son trafic (*fill on the fly*) dans le *lightpath* en question. Une autre décomposition en deux parties de Hu et Leida (2004) a été proposée pour ce problème.

- le problème de l'agrégation et de routage;
- le problème d'assignation de longueur d'onde.

Le premier est résolu par une méthode exacte. Le résultat est ensuite utilisé par le deuxième qui assigne les longueurs d'ondes grâce à une heuristique. Le choix est appuyé par le fait que le temps de résolution du premier par une méthode exacte est raisonnablement acceptable selon les auteurs (37 heures pour un réseau de 30 nœuds). De leur côté, Srinivas et Murthy (2004) ont découpé les requêtes de connexions en plusieurs matrices représentant les besoins à plusieurs périodes de la journée. Ils ont présenté une heuristique qui satisfait toutes les demandes tout en minimisant le coût du réseau. Cette heuristique a été testée et évaluée pour différents paramètres de l'opération d'agrégation. Suivant une toute autre approche, Prathombutr et *al.* (2003) ont proposé un algorithme évolutionniste qui optimise simultanément plusieurs objectifs (le trafic dans le réseau, le nombre de *transponders* et délais moyen de propagation). Cet algorithme permet de trouver l'ensemble *Pareto optimal* (ensemble de solutions optimales selon les différents objectifs). Il comprend des opérations d'initialisation de population, d'évaluation, de sélection, de croisement et de mutation.

Dans la même philosophie, Lee et Park (2002), ont présenté un algorithme génétique mais avec des représentations différentes. Cet algorithme utilise une heuristique de regroupement (*clustering*) de trafic et performe les mêmes opérations que l'étude précédente. Il intègre aussi un processus de réparation pour que les éléments de la nouvelle génération soient de solutions réalisables.

2.2.4 L'agrégation d'un trafic dynamique

L'agrégation du trafic dynamique est utilisée pour gérer les changements dans les échanges de trafic dus à l'établissement et l'annulation des connexions. Il s'agit d'acheminer les connexions, pour un état donné du réseau, tout en minimisant l'utilisation des ressources ou des taux de blocage par exemple (Chen, Rouskas et Dutta, 2005). Contrairement au trafic fixe, le trafic dynamique n'est pas connu à l'avance. Dans le cas de ce dernier, des requêtes de connexion arrivent et se terminent dynamiquement dans le temps. La quantité de trafic à transmettre n'est pas prévisible aussi. Des *lightpaths* sont donc configurés et annulés en ligne. La topologie virtuelle est configurée sur demande.

Le trafic réel entre deux nœuds fluctue considérablement dans le temps, ce qui est un obstacle majeur à la topologie virtuelle statique. En effet, une topologie virtuelle optimisée pour une matrice de trafic donnée n'est pas forcément adéquate pour une autre. La topologie virtuelle dynamique s'adapte à ce changement en évoluant dans le temps. Cependant, dans ce cas, un problème concernant la perte de données se pose lorsque nous interrompons une connexion puis nous la reprenons sur sa nouvelle route.

Le but du problème d'agrégation de trafic dynamique est typiquement de diminuer le taux de blocage dans le réseau. En d'autres mots, satisfaire le plus grand nombre de demande de connexions vu que le réseau et ses ressources sont déjà connus.

Généralement, les grandes lignes des algorithmes rencontrés dans la littérature sont les suivantes (Zhu et Mukherjee, 2002a).

Pour chaque nouvelle demande de connexion :

1. s'il y a un *lightpath* existant qui passe par le nœud source et qui se rend au nœud destination avec une capacité résiduelle suffisante, alors, injecter la connexion dans ce *lightpath*.
2. sinon,
 - 2.1. s'il y a suffisamment de ressources, alors, créer un nouveau *lightpath* vers la destination et y injecter la connexion.
 - 2.2. sinon, bloquer la connexion.

Yao et *al.* (2005) ont proposé une heuristique qui maximise l'utilisation des *lightpaths*. Elle se base sur le plus court chemin et permet à une connexion d'emprunter jusqu'à trois *lightpaths*. Une comparaison avec une méthode populaire n'utilisant qu'un saut virtuel a montré que cette dernière est toujours dépassée. De leur côté, Xin, et *al.* (2004) ont proposé une heuristique qui explore des chemins disjoints dans le routage des *lightpaths* et réalise une assignation séquentielle des longueurs d'onde. Les auteurs ont aussi présenté deux modèles d'évaluation de performance (taux de blocage). Le premier est un modèle exact basé sur un problème stochastique du sac à dos. Le deuxième est un modèle d'approximation basé sur la chaîne de Markov à temps continu approximé. Les

deux modèles ont donné des résultats très proches des simulations, bien que le deuxième soit plus rapide que le premier.

Contrairement à la plupart des travaux, Xin et *al.* (2005b) proposent de partir d'un taux de blocage maximal puis de calculer le nombre de *lightpaths* requis pour le trafic dynamique tout en minimisant le coût du réseau. Les auteurs ont utilisé un modèle de flot multicomodités pour formuler le problème de design de la topologie virtuelle. Ils ont aussi présenté un algorithme et l'ont testé pour plusieurs objectifs et politiques : minimiser le nombre de ports, minimiser le nombre de longueurs d'onde avec des conversions fréquentielles totales, partielles ou inexistantes.

Dans une autre étude, Farahmand et *al.* (2004) ont développé deux nouveaux concepts dans l'agrégation de trafic. L'extension du *lightpath* au delà de son nœud destination d'une part et l'annulation d'un segment d'un *lightpath* d'autre part. Ils ont présenté plusieurs algorithmes basés sur ces concepts et ont montré que ces derniers donnaient de meilleurs résultats que ceux rencontrés dans la littérature.

Yao et *al.* (2004) ont proposé de modéliser le problème en un graphe auxiliaire dans lequel les longueurs d'ondes sont groupées dans le premier niveau. Les auteurs ont utilisé ensuite la contrainte de continuité de la longueur d'onde généralisée pour gérer les chemins dans le réseau. L'agrégation de trafic devient alors un problème de routage dont le but est de trouver les chemins les plus courts dans le graphe auxiliaire. Deux politiques ont été présentées et testées. La première favorise l'utilisation des chemins

possédant le moins de ressources (longueurs d'ondes et *transponders*). La deuxième est une version adaptative de la première, donnant de meilleurs résultats.

Dans un autre registre, Xin et *al.* (2002) ont proposé un mécanisme utilisant des agents mobiles pour améliorer la gestion du trafic dynamique au niveau des nœuds et augmenter ainsi le débit total dans le réseau. Zhemin et Hamdi (2004), quant à eux, ont proposé un modèle de graphe d'îles de blocage (*Blocking Island Graph*) pour les réseaux utilisant GMPLS. Le modèle utilise l'information sur la topologie et l'usage de ressources sur les niveaux IP et WDM pour faire simultanément le regroupement et le routage du le trafic dynamique.

El Houmaidi et Bassiouni (2003) ont étudié le problème de sélection des nœuds qui exécutent la fonction d'agrégation dans un réseau hétérogène. Ils ont proposé un algorithme qui se base sur une pondération des nœuds et sur l'écoulement du trafic dynamique pour affecter les fonctionnalités d'agrégation à un ensemble précis de nœuds. Zhu et Mukherjee (2002a) de leur côté, ont présenté cinq politiques d'agrégation : grouper et router le trafic en *single hop* sur un *lightpath* existant; en *multi-hop* sur des *lightpaths* existants; en *single hop* sur un nouveau *lightpath*; en *multi-hop* sur des *lightpaths* nouveaux et d'autres déjà existants; et finalement, grouper et router le trafic en reconfigurant les *lightpath* existants (changer la source ou la destination des *lightpaths*). Les auteurs ont proposé deux algorithmes distribués de calcul de chemins sur demande pour simuler l'utilisation de ces politiques.

Finalement, plusieurs travaux ont été réalisés pour étudier les performances de différents algorithmes de gestion des réseaux optiques comme par exemple concernant le taux de blocage, le niveau d'utilisation des ressources, etc. (Birman, 1996; Sridharan et Sivarajan, 2000; Barry, 1996; Ramasubramanian et Somani, 2004; et Xin, 2004).

2.2.5 Problèmes ouverts

Dans cette section, nous ferons une synthèse des principaux problèmes ouverts, proposés dans la littérature. En effet, beaucoup d'avenues dans l'agrégation de trafic restent à explorer. Certaines sont peu couvertes alors que d'autres n'ont même pas encore fait l'objet d'études.

- Topologies particulières : un des problèmes posés est de mieux tirer profit de certaines topologies spécifiques (anneaux multiples, arbres, etc.) afin d'exploiter au maximum les avantages de l'agrégation. Le même problème est aussi posé pour certaines matrices de trafic qui ont une forme spécifique. Une autre avenue concerne la topologie virtuelle dans laquelle il serait intéressant de minimiser le nombre de sauts virtuels. Cette perspective a été déjà appliquée pour le problème RWA mais peu étudiée pour l'agrégation (Dutta et Rouskas, 2002).
- Agrégation dans des multi-graphes : concernant la topologie physique, plusieurs études proposent d'explorer l'agrégation dans des multigraphes représentant des réseaux ou de considérer plusieurs fibres par lien, ce qui n'est généralement pas

pris en compte (Dutta et Rouskas, 2002). Nous avons considéré cette suggestion dans la présente thèse.

- Nouvelles heuristiques : d'autres auteurs proposent l'élaboration d'heuristiques car beaucoup de formulations et algorithmes rencontrés ne sont pas adaptés à des problèmes de grandes tailles à cause de l'explosion combinatoire. En effet, une grande majorité d'études prennent des instances de quelques nœuds (en moyenne six) pour tester leurs algorithmes (Hu et Leida, 2004).
- Placement des fonctionnalités d'agrégation : l'exploration de méthodes intelligentes de placement des capacités d'agrégation au lieu de le faire sur tous les nœuds ou de le faire aléatoirement pour tester les performances des algorithmes d'agrégation est une autre avenue proposée (El Houmaidi et Bassiouni, 2003). De même, mesurer les effets de capacités de conversions de longueurs d'ondes, au niveau de certains nœuds, sur ces algorithmes, a été suggéré.
- Réseaux avec certains *lightpaths* déjà fixés : étudier le cas de réseaux qui ont déjà quelques *lightpaths* fixés (statiques) et voir les performances d'un algorithme d'agrégation dans ces conditions, a été aussi proposé comme problème ouvert dans un article (Xin et *al.* 2004). Le modèle que nous présentons dans cette thèse peut répondre à cette suggestion.
- Autres types de routages : des auteurs (Zhu et Mukherjee, 2003) ont suggéré d'étudier diverses politiques de routage, au lieu de celui très répandu, plus court chemin. Dans la même perspective, il a été proposé d'investiguer les routes

calculées (selon des paramètres variés) et d'optimiser le routage dans les réseaux GMPLS/WDM.

- Modèle orienté revenu : une adaptation dans l'approche d'agrégation afin de présenter un modèle orienté revenue peut être aussi une avenue intéressante (Prathombutr et *al.*, 2003).
- Protection et restauration : l'agrégation avec protection et restauration a été posée comme problème ouvert (Zhu et Mukherjee, 2003).
- Trafic multicast : finalement, plusieurs auteurs (Huang et *al.*, 2004) ont proposé d'étudier l'agrégation pour un trafic multicast.

CHAPITRE 3

Modélisation du problème de planification

Le modèle mathématique pour la planification des réseaux WDM que nous présentons dans ce chapitre est un ensemble d'équations et d'inégalités qui décrivent les contraintes fonctionnelles qui régissent ce réseau. L'effort de modélisation a pour but de poser le problème de conception globale afin de pouvoir le résoudre. Il s'agit donc de résoudre simultanément la topologie physique (dimensionnement des liens et configuration des nœuds), la topologie virtuelle (matrice des *lightpaths*, routage et assignation de longueur d'onde) et de l'agrégation et du routage du trafic. La globalité de cette approche nous assure une résolution optimale du problème. Cela nous permet donc de répondre à notre objectif principal qui est d'intégrer l'agrégation de trafic dans la conception de réseaux WDM. La résolution optimale de ce modèle permet d'obtenir le meilleur design pour le réseau.

Dans cette modélisation, nous reprenons plusieurs des problèmes ouverts présentés auparavant. Entre autres, la prise en compte de plusieurs fibres par lien et plusieurs longueurs d'onde par fibre. Aussi, notre modèle permet de répondre à l'idée de fixer certains *lightpaths* existants et d'optimiser l'installation des nouveaux.

La résolution de modèle mathématique produit donc un design de coût minimum qui intègre l'agrégation de trafic. Ce design consiste à :

- trouver le nombre de fibres optiques reliant chaque paire de nœuds ;
- trouver la configuration de chaque nœud en rapport avec le nombre de ses transpondeurs ;
- trouver la topologie virtuelle, c'est-à-dire l'ensemble des les *lightpaths* ;
- router les *lightpaths* sur la topologie physique ;
- assigner une longueur d'onde à chaque *lightpath* ;
- grouper les connexions ; et finalement
- router le trafic sur la topologie virtuelle.

Ce qui rejoint précisément les objectifs de cette thèse.

Le problème que nous voulons ainsi résoudre comporte le sous-problème de routage et d'assignation de longueur d'onde (RWA). Gangxiang et al. (2000) ont démontré que le problème de coloration de graphe qui est un problème NP-complet (Garey et Johnson, 1979) peut être transformé en un problème RWA dans un temps polynomial. Donc notre problème de conception global est un problème NP-difficile. Résoudre d'une façon optimale ce problème pour des réseaux de tailles importantes nécessite des temps de résolutions considérables.

3.1 Formulation du problème et hypothèses

Pour le problème global de design des réseaux WDM, les informations suivantes sont considérées connues :

1. la localisation des nœuds optiques ;
2. les matrices de requêtes de connexions (en OC-3, OC-12 etc.) entre chaque paire de nœuds ;
3. le nombre maximal de fibres optiques qui peut être utilisé sur chaque lien optique reliant une paire de nœud ;
4. le nombre maximal de longueurs d'ondes qui peut être utilisé dans chaque fibre ;
5. le coût des liens en fonction du nombre de fibres optiques (incluant les coûts de la plateforme, de l'installation, etc.) ;
6. le coût des transpondeurs (incluant l'installation).

Nous formulons aussi les hypothèses suivantes concernant l'organisation du réseau :

1. un lien physique peut être installé entre chaque paire de nœud ;
2. un lien peut contenir plusieurs fibres ;
3. le nombre de fibres utilisées entre deux nœuds ne peut excéder le nombre maximal de fibres qui peuvent être installées entre ces nœuds ;
4. une fibre optique peut contenir plusieurs longueurs d'ondes ;

5. le nombre maximal de longueurs d'ondes utilisées dans une fibre optique ne peut pas excéder le nombre maximal de longueurs d'ondes qui peuvent circuler sur cette fibre ;
6. chaque nœud possède des fonctionnalités d'agrégation totale;
7. un OXC peut être installé sur chaque nœud optique ;
8. la conversion de longueur d'onde n'est pas autorisée sur le réseau ;
9. une connexion peut utiliser plus d'un *lightpath* (routage *multi-hop*) ;
10. le trafic d'une connexion reste groupé le long du chemin le menant à sa destination.

Les contraintes suivantes sont à respecter :

1. toutes les connexions doivent être satisfaites ;
2. la topologie physique du réseau doit être 2-arête-connexe.

L'objectif est de minimiser le coût total du réseau en respectant tous les points précédemment énoncés. Nous pouvons schématiser le problème dans le graphique de la figure 3.1.

Les sous-problèmes à résoudre sont donc:

1. la sélection de la topologie physique du réseau : interconnecter les nœuds et dimensionner les liens (spécifier le nombre de fibres optiques sur chaque lien) en plus de spécifier la configuration de chaque nœud (trouver le nombre de

transpondeurs (transmetteurs et récepteurs) à installer sur chaque nœud du réseau) ;

2. la topologie virtuelle : indiquer la matrice des *lightpaths* (nombre de *lightpaths* entre chaque paire de nœuds) ;
3. le routage des *lightpaths* sur la topologie physique : trouver un chemin (ensemble des fibres à traverser) ;
4. l'assignation des longueurs d'ondes : indiquer la longueur d'onde pour chacun des *lightpaths* de la topologie virtuelle ;
5. l'agrégation des connexions : sélectionner les connexions qui feront partie du même groupe (c'est-à-dire l'ensemble des connexions à grouper pour partager les mêmes ressources) ; et finalement
6. le routage du trafic (les données de l'ensemble des connexions) sur la topologie virtuelle.

Comme le montre la figure 3.1, il y a de nombreuses interactions entre ces sous-problèmes. Sachant déjà que le problème global est NP-difficile, sa résolution pour des instances de grandes tailles devient laborieuse.

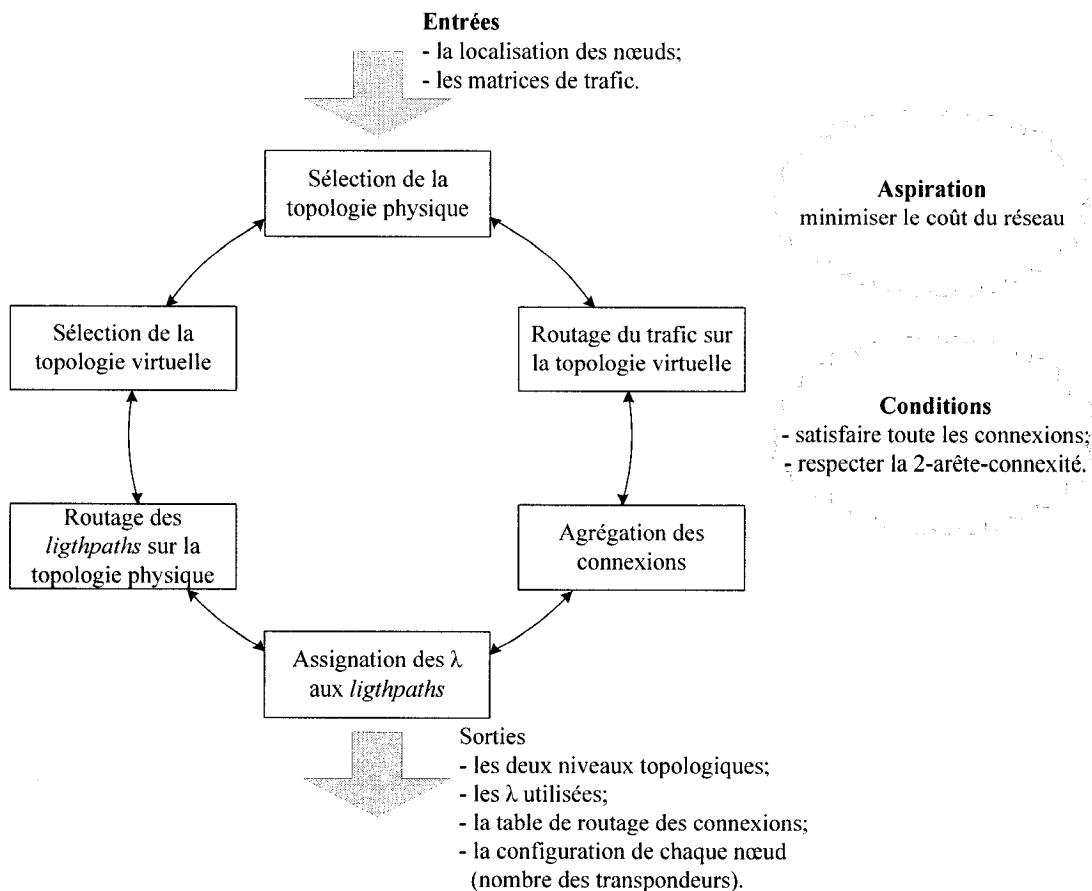


Figure 3.1 Processus de planification

Tous les sous-problèmes ont été précédemment discutés, il nous reste à développer la problématique liée à la condition de la robustesse du réseau qui intervient dans la sélection des liens optiques. Dans ce travail, nous nous intéressons au concept de robustesse qui assure la cohésion du réseau même après une panne simple de lien. En effet, ce type de panne est le plus fréquent dans les réseaux. Pour parer une panne d'un lien et garantir que le réseau reste connexe et que le service demeure disponible, il faut s'assurer qu'entre chaque paire de nœuds il existe au moins deux

différents chemins qui n'ont aucun lien optique en commun. Cette problématique, bien connue dans la théorie des graphes, est appelée la 2-arêtes-connexité, qui est un cas particulier de la k -arêtes-connexité. Cheriyan et Thurimelle (1996) ont affirmé qu'il n'existe pas une condition nécessaire et suffisante connue pour assurer qu'un graphe $G=(V, E)$ est k -arêtes-connexe, $k \geq 2$, et ont étudié le problème de trouver un sous-graphe $G'=(V, E')$ minimal ayant cette caractéristique. Ces auteurs ont présenté un algorithme d'approximation qui donne des solutions ayant un coût garanti à 50% de celui de la solution optimale. Jothi et al (2003) ont en présenté un algorithme plus évolué mais plus complexe qui ramène cette garantie à 25% de l'optimal.

Dans un premier temps dans un but de diminution de la complexité, nous avons investigué l'idée du circuit Eulérien. Un circuit (ou cycle) Eulérien est un circuit qui passe une seule fois par chaque arête du graphe. Si un tel circuit existe dans un graphe alors il existe deux chemins différents sans arêtes communes entre chaque paire de nœuds. Ce qui est le concept que nous recherchons. Pour ce faire, nous avons à nous assurer que le graphe est connexe et que le degré de chaque nœud soit pair. En effet, ces deux conditions sont nécessaires et suffisantes pour s'assurer qu'un graphe contienne un circuit Eulérien. Cette idée est directement dérivée du théorème :

“Un graphe connexe possède un cycle eulérien si et seulement si tous ses sommets sont de degré pair.”

Pour y arriver, nous avons utilisé dans un premier temps une technique de flot inspirée de celle exposée dans l'article Chamberland et Sansò (2001). Elle consiste à créer un sommet fictif de degré un relié au graphe originel et générer un trafic unitaire de sommet vers chacun des autres sommets du graphe. Cette technique assure que le graphe ne contient qu'une unique composante connexe. Dans un deuxième temps, nous avons vérifié que le degré de chaque nœud est pair.

Les simulations ont montré qu'effectivement, nous obtenons à chaque fois un graphe 2-arêtes-connexe. Cependant, une observation plus minutieuse nous a permis de constater que ces conditions élaguaient certains graphes pourtant 2-arêtes-connexes aussi (figure 3.2). En effet, la présence d'un circuit Eulérien est une condition suffisante mais pas nécessaire pour qu'un graphe soit 2-arêtes-connexe. Comme nous sommes dans une perspective d'optimisation, nous avons dû nous réviser et reprendre les simulations. Nous avons alors implémenté une autre technique basée sur les flots, en générant un flot fictif de deux unités entre chaque paire de nœuds, chaque lien du graphe a une capacité d'une unité de flot fictif. Cette technique est $|N|$ fois plus complexe que la première, $|N|$ étant le nombre de nœuds dans le réseau.

Assurer la connexité du réseau après une panne d'un lien n'est pas automatiquement garant de la disponibilité du service. En effet, si les autres liens sont très sollicités, il est très probable que nous ne disposons pas de capacité libre et disponible pour prendre en charge les nouvelles routes des connexions. Dans la planification du trafic, il faut prévoir la protection ou la restauration des connexions.

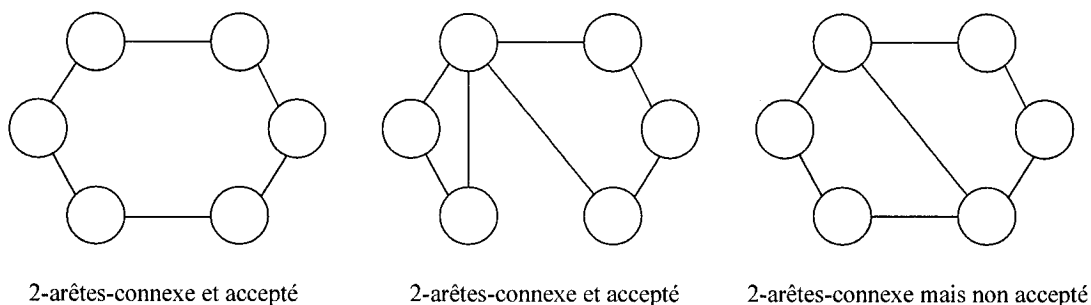


Figure 3.2 Illustration de la non nécessité du cycle Eulérien

Pour assurer la connexité du graphe après une panne d'un nœud, et éviter ainsi les points d'articulation, nous pouvons considérer la recherche de la présence d'un circuit Hamiltonien, mais là non plus il n'y a pas de condition nécessaire et suffisante pour vérifier l'existence d'un tel circuit dans le graphe.

3.2 Notation

La notation suivante est utilisée tout au long de cette thèse. Elle est composée d'ensembles, de variables de décision, de constantes et de paramètres de coût.

Les ensembles :

N l'ensemble des nœuds optiques du réseau ;

T l'ensemble des types de connexions (par exemple, OC-3, OC-12, etc.) entre les paires de nœuds ;

Ω l'ensemble des longueurs d'onde qui peuvent être utilisées sur chaque fibre.

-Les variables de décision

$\omega_{mn} \in \mathbb{N}$ le nombre de *lightpaths* entre les nœuds $m \in N$ et $n \in N$;

$x_{ij} \in \mathbb{B}$ une variable 0-1 tel que $x_{ij}=1$ si et seulement si le nœud $i \in N$ est connecté au nœud $j \in N$ avec une ou plusieurs fibres ;

$x_{ij}^f \in \mathbb{B}$ une variable 0-1 tel que $x_{ij}^f=1$ si et seulement si la fibre optique f est utilisée du nœud $i \in N$ au nœud $j \in N$;

$x_{ij}^{f\omega} \in \mathbb{B}$ une variable 0-1 tel que $x_{ij}^{f\omega}=1$ si et seulement si la longueur d'onde ω est utilisée sur la fibre optique f du nœud $i \in N$ au nœud $j \in N$;

$x_{ijmn}^{f\omega} \in \mathbb{B}$ une variable 0-1 tel que $x_{ijmn}^{f\omega}=1$ si et seulement si la longueur d'onde ω est utilisée sur la fibre optique f du nœud $i \in N$ au nœud $j \in N$ pour le *lightpath* du nœud $m \in N$ au nœud $n \in N$;

$y_{mn}^{odtk} \in \mathbb{B}$ une variable 0-1 tel que $y_{mn}^{odtk}=1$ si et seulement si la connexion $k \in K$ de type $t \in T$ entre l'origine $o \in N$ et la destination $d \in N$ utilise la *lightpath* reliant nœud $m \in N$ au nœud $n \in N$; et finalement

$z^{odtk} \in B$ une variable 0–1 tel que $z^{odtk}=1$ si et seulement si la connexion $k \in K$ de type $t \in T$ entre l'origine $o \in N$ et la destination $d \in N$ est établie.

Les constantes :

α^{odt} le nombre de connexions de type $t \in T$ requises entre l'origine $o \in N$ et la destination $d \in N$;

β_{ij} le nombre maximal de fibres qui peuvent être installées entre une paire de nœud ;

δ^t la capacité requise pour une connexion de type $t \in T$ (c'est-à-dire le nombre d'OC-1 nécessaire pour transporter une connexion de type $t \in T$) ; et finalement

ε la capacité d'une longueur d'onde (c'est-à-dire le nombre de OC-1 que la longueur d'onde peut transporter).

- Les paramètres de coût :

$a_{ij}(n)$ le coût d'un lien comportant n fibres optiques entre le nœud $i \in N$ et le nœud $j \in N$ incluant le coût d'installation. Cette fonction de coût est une fonction en escalier comme illustré dans la figure 3.3.

b_i le coût d'un transpondeur incluant son coût d'installation sur le nœud $i \in N$.

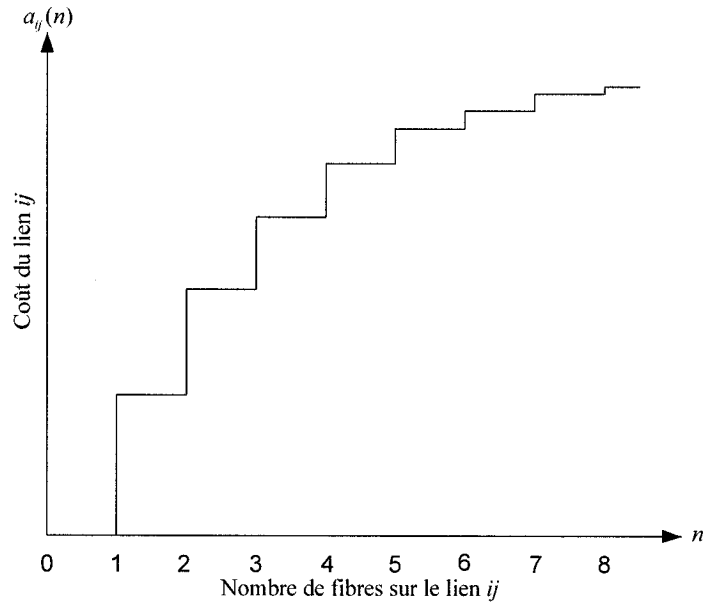


Figure 3.3 Fonction du coût d'un lien

3.3 Modèle mathématique

Le modèle pour le design global des réseaux WDM est noté GWNDP (Global WDM Network Design). C'est un ensemble de contraintes qui décrivent le fonctionnement que nous voulons modéliser. Il est présenté dans ce qui suit.

Fonction objectif :

$$\min_{w,x,y,z} \sum_{i \in N} \sum_{\substack{j \in N \\ i \neq j}} a_{ij} \left(\sum_{f=1}^{\beta_{ij}} x_{ij}^f \right) + \sum_{m \in N} \sum_{\substack{n \in M \\ m \neq n}} (b_m + b_n) \omega_{mn} \quad (3.1)$$

La fonction objectif (3.1) à minimiser, représente le coût global du réseau. Ce coût est composé de celui des liens optiques et de celui des transpondeurs installés dans le réseau.

Contraintes sur la topologie physique du réseau :

$$\sum_{i \in H} \sum_{j \in N \setminus H} x_{ij} \geq 2 \quad (H \subset N, |H| > 1) \quad (3.2)$$

Les contraintes (3.2) sont des contraintes de connexité, elles assurent pour chaque coupe dans le graphe du réseau, qu'il existe au moins deux arêtes qui traversent cette coupe et donc que le graphe est 2-arêtes-connexe. Ces contraintes garantissent indirectement que le réseau contienne une seule composante connexe.

$$\sum_{m \in N} \sum_{\substack{n \in N \\ m \neq n}} x_{ijmn}^{f\omega} \leq x_{ij}^{f\omega} \quad (i \neq j, i, j \in N, f \in F_{ij}, \omega \in \Omega) \quad (3.3)$$

où $F_{ij} = \{1, \dots, \beta_{ij}\}$. Les contraintes (3.3) imposent qu'une longueur d'onde sur une fibre d'un lien donnée ne soit utilisée que si un *lightpath* est transporté sur cette longueur d'onde dans la fibre de ce même lien.

$$x_{ij}^{f\omega} \leq x_{ij}^f \quad (i \neq j, i, j \in N, f \in F_{ij}, \omega \in \Omega) \quad (3.4)$$

Les contraintes (3.4) stipulent qu'une fibre dans un lien donné n'est installée que si une longueur d'onde sur cette même fibre est utilisée.

$$x_{ij}^f \leq x_{ij} \quad (i \neq j, i, j \in N, f \in F_{ij}) \quad (3.5)$$

Les contraintes (3.5) imposent qu'un lien donné ne soit installé que si une fibre sur ce même lien est utilisée.

$$\sum_{m \in N} \sum_{\substack{n \in N \\ m \neq n}} \sum_{\omega \in \Omega} x_{ijmn}^{f\omega} \leq |\Omega| \quad (i \neq j, i, j \in N, f \in F_{ij}, \omega \in \Omega) \quad (3.6)$$

Les contraintes (3.6) indiquent que le nombre de longueurs d'onde sur un lien ne dépasse pas la capacité de la fibre.

Contraintes additionnelles

(3.7)

Les contraintes (3.7) sont des contraintes qui décrivent le fonctionnement du réseau et la gestion du trafic.

Contraintes de superposition de la topologie virtuelle sur la topologie physique :

$$\sum_{n \in N \setminus \{m\}} \omega_{mn} \leq TR_m \quad (m \in N) \quad (3.8)$$

$$\sum_{m \in N \setminus \{n\}} \omega_{mn} \leq RR_n \quad (n \in N) \quad (3.9)$$

Les contraintes (3.8) et (3.9) assurent que le nombre de *lightpaths* sortants (entrant) au niveau d'un nœud ne peut pas dépasser le nombre de transmetteurs (récepteurs) installés sur ce nœud.

$$\sum_{\ell \in N \setminus \{m\}} \sum_{f \in F_{m\ell}} \sum_{\omega \in \Omega} x_{m\ell mn}^{f\omega} = \omega_{mn} \quad (m \neq n, m, n \in N) \quad (3.10)$$

$$\sum_{\ell \in N \setminus \{n\}} \sum_{f \in F_{\ell n}} \sum_{\omega \in \Omega} x_{\ell n mn}^{f\omega} = \omega_{mn} \quad (m \neq n, m, n \in N) \quad (3.11)$$

Les contraintes (3.10) et (3.11) imposent que le nombre de *lightpaths* entre les nœuds i et j , sortant du nœud i (entrant au nœud j) soit égal au nombre de *lightpaths* entre ces deux nœuds.

$$\sum_{\substack{i \in N \\ i \neq j}} \sum_{f \in F_{ij}} x_{ijmn}^{f\omega} = \sum_{\substack{\ell \in N \\ j \neq \ell}} \sum_{f \in F_{j\ell}} x_{j\ell mn}^{f\omega} \quad (j \in N, m \neq n, m, n \in N \setminus \{j\}, \omega \in \Omega) \quad (3.12)$$

La contrainte (3.12) indique qu'un *lightpath* passant par un nœud intermédiaire doit en sortir en gardant sa longueur d'onde initiale. Il n'y a pas de changement de longueur d'onde pour un *lightpath* au niveau des nœuds intermédiaires, et donc pas de conversion possible dans le réseau.

$$\sum_{\ell \in N \setminus \{m\}} \sum_{f \in F_{\ell m}} \sum_{\omega \in \Omega} x_{\ell m m n}^{f\omega} = 0 \quad (m \neq n, m, n \in N) \quad (3.13)$$

$$\sum_{\ell \in N \setminus \{n\}} \sum_{f \in F_{n\ell}} \sum_{\omega \in \Omega} x_{n\ell m n}^{f\omega} = 0 \quad (m \neq n, m, n \in N) \quad (3.14)$$

Les contraintes (3.13) et (3.14) stipulent qu'il n'y a pas de *lightpath* entrant au nœud i (sortant du nœud j) si la source (destination) de ce *lightpath* est i (j).

Contraintes de trafic :

$$\sum_{m \in N \setminus \{d\}} y_{md}^{odkt} = z^{odkt} \quad (o \neq d, o, d \in N, t \in T, k \in K^{odt}) \quad (3.15)$$

$$k \in K^{odt} = \{1, \dots, \alpha^{odt}\}$$

$$\sum_{n \in N \setminus \{o\}} y_{on}^{odkt} = z^{odkt} \quad (o \neq d, o, d \in N, t \in T, k \in K^{odt}) \quad (3.16)$$

Les contraintes (3.15) et (3.16) indiquent que s'il existe une connexion entre une source et une destination alors une requête transportée par un *lightpath* originaire de (finissant à) cette source (cette destination) doit être établie.

$$\sum_{m \in N \setminus \{\ell\}} y_{m\ell}^{odkt} = \sum_{n \in N \setminus \{\ell\}} y_{\ell n}^{odkt} \quad (\ell \in N, o \neq d, o, d \in N \setminus \{\ell\}, t \in T, k \in K^{odt}) \quad (3.17)$$

Les contraintes (3.17) impliquent qu'une requête entrant à un nœud intermédiaire doit en sortir.

$$\sum_{m \in N} y_{mo}^{odkt} = 0 \quad (o \neq d, o, d \in N, t \in T, k \in K^{odt}) \quad (3.18)$$

$$\sum_{n \in N} y_{dn}^{odkt} = 0 \quad (o \neq d, o, d \in N, t \in T, k \in K^{odt}) \quad (3.19)$$

Les contraintes (3.18) et (3.19) assurent qu'il n'y a pas des requêtes entrantes à (sortantes de) un nœud si ce nœud est leur source (destination).

$$\sum_{k=1}^{\alpha^{odt}} z^{odkt} = \alpha^{odt} \quad (o \neq d, o, d \in N, t \in T) \quad (3.20)$$

Les contraintes (3.20) imposent le routage et la satisfaction de toutes les requêtes.

$$\sum_{o \in N} \sum_{\substack{d \in N \\ o \neq d}} \sum_{k=1}^{\alpha^{odt}} \sum_{t \in T} \delta^t y_{mn}^{odtk} \leq \varepsilon \omega_{mn} \quad (m \neq n, m, n \in N) \quad (3.21)$$

Les contraintes (3.21) préservent la capacité des *lightpaths*.

$$\omega_{mn} \in \mathbb{N}, x_{ij} \in \mathbb{B}, x_{ij}^f \in \mathbb{B}, x_{ij}^{f\omega} \in \mathbb{B}, x_{ijmn}^{f\omega} \in \mathbb{B}, y_{mn}^{odtk} \in \mathbb{B}, z^{odtk} \in \mathbb{B} \quad (3.22)$$

Finalement, les contraintes (3.22) sont des contraintes d'intégralité où $\mathbb{B} = \{0, 1\}$.

Comme nous l'avons expliqué précédemment, nous pouvons utiliser les flots fictifs pour assurer la 2-arête-connexité du réseau. En effet, le nombre d'inéquations engendrées par la contrainte (3.2) peut devenir très important car le nombre de toutes les partitions en deux sous-ensembles du graphe augmente exponentiellement. Pour ce faire, nous générons deux unités de flot fictif de chaque source vers chaque destination. Les contraintes (3.2) sont plus fortes que celle des flots fictifs, il est préférable de les utiliser dans des réseaux de petites tailles. Lorsque les tailles deviennent plus importantes, les contraintes de flots fictifs peuvent être employées. Dans ce cas, nous imposons aussi que chaque lien ne puisse contenir au plus qu'une seule unité de flot fictif d'une source s

vers une destination d . La résolution de ce problème assure que la première unité du flot de la source s arrive à la destination d en empruntant des liens différents de ceux pris par la deuxième unité. Cela signifie qu'entre chaque paire de nœuds, il y a au moins deux chemins qui n'ont aucune arête commune, c'est ce que nous voulons précisément avoir.

La contrainte (3.2) peut être remplacée par ce qui suit. Soit $v_{sd}^{mn} \in B$, tel que $v_{sd}^{mn} = 1$ si et seulement si une unité du flot fictif de s vers d passe par le lien (m,n) (s, d, m et $n \in N$). Implicitement, un lien ne peut contenir au plus qu'une unité de flot fictif de la source s vers la destination d .

$$\sum_{k \in N \setminus \{s\}} v_{sd}^{sk} = 2 \quad (s \neq d, s, d \in N) \quad (3.23)$$

$$\sum_{k \in N \setminus \{d\}} v_{sd}^{kd} = 2 \quad (s \neq d, s, d \in N) \quad (3.24)$$

Les contraintes (3.23) et (3.24) décrivent la génération d'un trafic fictif de deux unités de chaque nœud vers les autres.

$$\sum_{i \in N \setminus \{k\}} v_{sd}^{ik} = \sum_{j \in N \setminus \{k\}} v_{sd}^{kj} \quad (k \in N, s \neq d, s, d \in N \setminus \{k\}) \quad (3.25)$$

$$\sum_{k \in N \setminus \{d\}} v_{sd}^{dk} = 0 \quad (s \neq d, s, d \in N) \quad (3.26)$$

$$\sum_{k \in N \setminus \{s\}} v_{sd}^{ks} = 0 \quad (s \neq d, s, d \in N) \quad (3.27)$$

Les contraintes (3.25) à (3.27) sont des contraintes de conservation de flot.

$$v_{sd}^{mn} \leq \sum_{f=1}^{\beta_{ij}} x_{mn}^f \quad (m \neq n, s \neq d, m, n, s, d \in N) \quad (3.28)$$

Les contraintes (3.28) imposent l'installation d'un lien si un flot fictif circule sur ce dernier et donc relier les flots fictifs à la topologie physique.

La figure 3.4 montre l'écoulement d'un tel flot fictif dans le réseau. Chaque lien ne transporte d'une seule unité de ce flot fictif appartenant à une paire source-destination donnée. Un lien peut par contre transporter plusieurs flots de différentes sources et destinations.

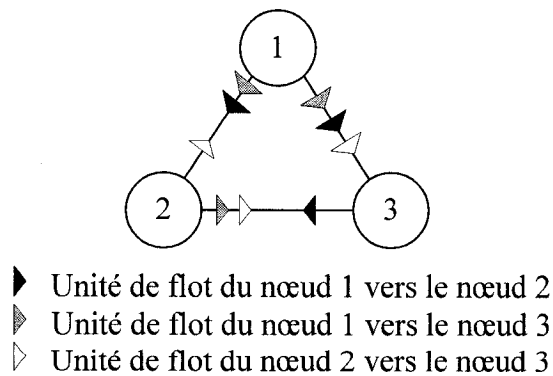


Figure 3.4 Écoulement du flot fictif dans le réseau

Dans le cas d'un réseau qui comporte des fonctionnalités de conversion de longueurs d'ondes à chaque nœud, nous pouvons remplacer les contraintes (3.12) par la suivante.

$$\sum_{m \in N} \sum_{f \in F} \sum_{w \in \Omega} x_{mkij}^{fw} = \sum_{n \in N} \sum_{f \in F} \sum_{w \in \Omega} x_{knij}^{fw} \quad k \neq i, j; k, i, j \in N \quad (3.29)$$

Les contraintes (3.29) imposent que chaque *lightpath* entrant à un nœud intermédiaire doit en sortir et ce même si la longueur d'onde de ce *lightpath* change. Dans ce cas, le modèle devient une relaxation du premier car nous avons éliminé une des contraintes du problème.

Il est à noter qu'il est possible d'utiliser le modèle que nous avons développé pour trouver la façon optimale pour réaliser une extension dans le réseau. Par exemple si le planificateur décide d'ajouter un nouveau nœud au réseau existant, il peut fixer les variables relatives à la topologie courante et laisser la résolution du modèle trouver les nouveaux liens à installer vers ce nouveau nœud.

Aussi, il est possible de trouver une gestion optimale pour un trafic donné en fixant toutes les variables décrivant la topologie physique du réseau. Une autre utilisation du modèle peut être appliquée lors d'une augmentation de la charge du trafic dans le réseau. Si le fournisseur de service n'est pas prêt à redimensionner son réseau, le planificateur peut fixer les variables de la topologie physique et changer la fonction objectif pour minimiser par exemple le nombre de connexions rejetées.

3.4 Simulations

La plateforme informatique employée pour résoudre le modèle mathématique GWNDP est une machine Sun Java sous Linux utilisant un processeur AMD Opteron 150 CPU et une RAM de 2 GB. Nous avons utilisé le logiciel d'optimisation CPLEX 9.0 (ILOG, 2000). L'algorithme utilisé par CPLEX est celui du *branch-and-bound*. Cette approche se base sur l'idée de "*Divid and Conquer*". Il s'agit de fractionner le problème en plusieurs petits sous-problèmes et construire la solution au fur et à mesure. Une façon de représenter le problème est de construire un arbre d'énumération. Dans un nœud donné de cet arbre, chaque branche correspond à l'une des valeurs d'une variable du problème. Comme il est difficile de faire une énumération complète lorsque le nombre de variables ou de nœuds dans cet arbre devient important, il est primordial d'utiliser des bornes pour ne pas avoir à l'explorer en entier. Ces bornes nous permettent d'élaguer par exemple tout un sous-arbre (ou faire une coupe) car les solutions dans cette région ne sont pas optimales (Wolsey, 1998).

Une description et une analyse de cette partie de la thèse peuvent être aussi trouvées dans Bahri et Chamberland (2007a). Pour nos tests, nous avons utilisé les principales villes canadiennes (tableau 3.1 et figure 3.5) comme nœuds d'un réseau WDM à planifier. Comme spécifié dans le modèle, le coût d'un tel réseau peut être divisé en deux parties : le coût de la partie optique (les fibres) et celui la partie

électronique (les transpondeurs). Le tableau 3.2 résume les coûts réels des composantes du réseau.



Figure 3.5 Réseau test

Tableau 3.1 Coordonnées cartésiennes des villes tests

Ville	Numéro	Abscisse (km)	Ordonnée (km)
Vancouver	1	0	600
Calgary	2	740	840
Winnipeg	3	2080	620
Toronto	4	3500	0
Montréal	5	3800	180
Québec	6	3960	200

Tableau 3.2 Coût des composantes du réseau

Composante	Coût
Lien à une fibre	3 750\$/km
Lien à deux fibres	6 250\$/km
Transpondeur multi-vitesses	20 000\$

Tableau 3.3 Paramètres technologiques

Paramètre	Valeur
F_{ij}	2
$ \Omega $	2
TR_i	8
RR_1	8

Il est à noter que pour chaque *lightpath*, deux transpondeurs sont nécessaires, un comme émetteur et un comme récepteur. Lors des simulations effectuées, nous avons fixé les paramètres du réseau de la manière résumée dans le tableau 3.3 (deux fibres par lien, deux longueurs d'ondes par fibre, un nombre maximal de huit transmetteurs et de huit récepteurs sur chaque nœud).

Nous définissons l'utilisation d'un *lightpath*, comme le ratio de la quantité de trafic transportée sur ce *lightpath* par la capacité de ce dernier. La valeur de la capacité d'un *lightpath* est celle d'une longueur d'onde.

3.4.1 Pertinence de l'agrégation du trafic

Dans cette partie, nous avons considéré des réseaux possédant les cinq premières villes listées dans le tableau 1. La raison est que pour une taille de cinq nœuds, le solveur trouve une solution optimale dans un délai relativement court. Nous avons besoin de cette optimalité pour faire des comparaisons objectives et en tirer des conclusions claires. Pour les simulations, nous avons formulé quatre scénarios (tableau 3.4).

Dans les simulations suivantes, nous avons fixé la capacité de chaque longueur d'onde (ε) à un OC-12. Il est à noter que le nombre maximal de *lightpaths* sur ce réseau est 40 (10 paires $\times$ 2 fibres $\times$ 2 λ). Les résultats des simulations sont présentés dans les tableaux 3.5 et 3.6.

Tableau 3.4 Scénarios des simulations

Scénario	Trafic d'un nœud vers un autre
Scénario 1	1 OC3
Scénario 2	2 OC3
Scénario 3	1 OC3 et 1 OC12
Scénario 4	2 OC12

Tableau 3.5 Résultats sans agrégation de trafic

Scénario	Nombre équivalent de OC-3	Nombre de liens	Nombre de lightpaths	Coût (k\$)	Utilisation des lightpaths
1	20	7	20	54 655	25%
2	40	10	40	107 975	25%
3	100	10	40	107 975	62,5%
4	160	10	40	107 975	100%

Tableau 3.6 Résultats avec agrégation de trafic

Scénario	Nombre équivalent de OC-3	Nombre de liens	Nombre de lightpaths	Coût (k\$)	Utilisation des lightpaths
1	20	6	8	23 981	100%
2	40	6	16	37 823	87,5%
3	100	8	28	73 960	100%
4	160	10	40	107 975	100%

Nous pouvons noter des tableaux précédents que l'agrégation de trafic peut réduire significativement le coût des réseaux. Cette ingénierie de trafic peut réduire jusqu'à 65% le coût du réseau. La cause réside dans le fait que l'utilisation des *lightpaths* est très élevée dans ces derniers réseaux. Il est à noter que dans scénarios #2, #3 et #4 les réseaux sans agrégation sont saturés car le nombre maximal de *lightpaths* est atteint d'un côté et chaque connexion monopolise le *lightpath* sur lequel elle est transportée d'un autre côté. Donc, il est impossible de transporter même une seule autre connexion. Ceci n'est pas le cas si nous utilisons l'agrégation dans les scénarios #1, #2 et #3. Par contre, dans le scénario #4, le réseau est toujours saturé même si nous utilisons l'agrégation, ceci s'explique par le fait que chaque connexion nécessite toute la capacité d'une longueur d'onde pour être transportée et donc chaque *lightpath* est utilisé à sa

pleine capacité. Ces tableaux montrent donc le grand avantage d'utiliser l'agrégation de trafic pour transporter les connexions sur les *lightpaths*.

Pour illustrer le fonctionnement de l'agrégation de trafic sur un réseau, nous présenterons en détails le résultat de la simulation du scénario #3 dans le tableau 3.7. La notation suivante est utilisée. $x_{1,2}$ est un lien entre le nœud 1 et 2; $w_{2,3}$ est un *lightpath* du nœud 2 vers 3; $x_{2,3,1,0,5,4}$ indique que le *lightpath* $w_{5,4}$ passe par le lien $x_{2,3}$ en utilisant la longueur d'onde 0 sur la fibre 1 et $y_{3,2,2,1,5,4}$ indique que le *lightpath* $v_{5,4}$ transporte la 1^{ère} requête de type 2 de la source 3 vers la destination 2. Dans ces simulations le type 1 est un OC-3 et le type 2 est un OC-12.

Selon le tableau 3.7, nous observons qu'il y a deux *lightpath* du nœud 2 vers le nœud 3. Le premier contient le premier OC-12 de la source 2 vers la destination 3. Ce *lightpath* passe par le lien (2,3) sur la longueur d'onde 0 de la fibre 1. Le deuxième *lightpath* transporte le premier OC-3 du nœud 2 vers nœud 3, le premier OC-3 du nœud 2 vers le nœud 1, le premier OC-3 du nœud 2 vers le nœud 5 et finalement le premier OC-3 du nœud 2 vers le nœud 4. Ce *lightpath* passe aussi par le lien (2,3) mais sur la longueur d'onde 1 de la fibre 1. Une autre illustration est celle du *lightpath* $w_{4,2}$ qui passe par le lien (4,5) en utilisant la longueur d'onde 0 de la fibre 1 puis passe par le lien (5,2) en utilisant la même longueur d'onde sur la fibre 0. Après d'autres vérifications, nous pouvons affirmer que le modèle proposé exprime bien ce qui se passe dans un tel réseau, ce qui prouve la validité de notre modèle.

Tableau 3.7 Détails de la simulation du scénario #3

Lien	Contenu	Lightpath / Nombre		Lightpath	Requêtes contenues	Lightpath	Requêtes contenues
x1,2	x1,2,1,0,1,5	w1,2	1	w1,2	y1,2,2,1,1,2	w3,4 #1	y3,4,2,1,3,4
	x1,2,1,1,1,2	w1,3	2				
	x2,1,0,0,2,4	w1,4	1	w1,3 #1	y1,3,2,1,1,3	#2	y2,4,1,1,3,4
	x2,1,0,1,2,1	w1,5	1				y3,4,1,1,3,4
		w2,1	1	#2	y1,2,1,1,1,3		y5,4,1,1,3,4
x1,3	x1,3,1,0,1,3	w2,3	2		y1,5,1,1,1,3		y1,4,1,1,3,4
	x1,3,1,1,1,3	w2,4	1		y1,3,1,1,1,3		
	x3,1,0,0,3,1	w2,5	1		y1,4,1,1,1,3	w3,5 #1	y3,5,2,1,3,5
	x3,1,0,1,3,1	w3,1	2				
		w3,2	2	w1,4	y1,4,2,1,1,4	#2	y2,5,1,1,3,5
x1,4	x1,4,1,0,2,4	w3,4	2				y4,5,1,1,3,5
	x1,4,1,1,1,4	w3,5	2	w1,5	y1,5,2,1,1,5		y3,5,1,1,3,5
	x4,1,0,0,5,1	w4,1	1				y1,5,1,1,3,5
	x4,1,0,1,4,1	w4,2	1	w2,1	y2,1,2,1,2,1		
		w4,3	2			w4,1	y4,1,2,1,4,1
x2,3	x2,3,1,0,2,3	w4,5	1	w2,3 #1	y2,3,2,1,2,3		
	x2,3,1,1,2,3	w5,1	1			w4,2	y4,2,2,1,4,2
	x3,2,0,0,3,2	w5,2	1	#2	y2,3,1,1,2,3		
	x3,2,0,1,3,2	w5,3	2		y2,1,1,1,2,3	w4,3 #1	y4,3,2,1,4,3
		w5,4	1		y2,5,1,1,2,3		
x2,5	x2,5,1,0,1,5				y2,4,1,1,2,3	#2	y4,2,1,1,4,3
	x2,5,1,1,2,5						y4,3,1,1,4,3
	x5,2,0,0,4,2			w2,4	y2,4,2,1,2,4		y4,5,1,1,4,3
	x5,2,0,1,5,2						y4,1,1,1,4,3
				w2,5	y2,5,2,1,2,5		
x3,4	x3,4,0,0,3,4					w4,5	y4,5,2,1,4,5
	x3,4,0,1,3,4			w3,1 #1	y3,1,2,1,3,1		
	x4,3,1,0,4,3					w5,1	y5,1,2,1,5,1
	x4,3,1,1,4,3			#2	y4,1,1,1,3,1		
					y3,1,1,1,3,1	w5,2	y5,2,2,1,5,2
x3,5	x3,5,0,0,3,5				y5,1,1,1,3,1		
	x3,5,0,1,3,5				y2,1,1,1,3,1	w5,3 #1	y5,3,2,1,5,3
	x5,3,1,0,5,3						
	x5,3,1,1,5,3			w3,2 #1	y3,2,2,1,3,2	#2	y5,4,1,1,5,3
							y5,1,1,1,5,3
x4,5	x4,5,1,0,4,2			#2	y1,2,1,1,3,2		y5,3,1,1,5,3
	x4,5,1,1,4,5				y5,2,1,1,3,2		y5,2,1,1,5,3
	x5,4,0,0,5,1				y4,2,1,1,3,2		
	x5,4,0,1,5,4				y3,2,1,1,3,2	w5,4	y5,4,2,1,5,4

Le scénario #3 a été testé pour différentes tailles de réseaux comme cela est illustré dans le tableau 3.8. Nous avons tenté de tester ce scénario pour un réseau de 6 nœuds, CPLEX n'a pas trouvé de solution optimale dans les 30 premières heures de temps de calcul. Il est donc indiqué de développer une heuristique pour trouver de bonnes solutions dans des temps acceptables pour de grandes tailles de réseau. Une moyenne des temps de résolution est présentée dans le tableau 3.8.

Tableau 3.8 Temps CPU pour différentes tailles de réseaux

Taille de réseau	Temps CPU
4	0,58 s
5	7,49 s
6	> 30 heures

4.4.2 Effet de la distribution du trafic

Dans cette partie, nous considérons un réseau de six nœuds et des longueurs d'onde d'une capacité d'un OC-48. Nous avons généré aléatoirement selon une distribution uniforme dans cinq fichiers test, des matrices de requêtes de connexions dont la charge de trafic est équivalente à 175 OC-3 dans chaque fichier. Le profile du trafic est 4/2/0,1. Cette notation signifie qu'il y a jusqu'à 4 requêtes OC-3, jusqu'à 2 requêtes OC-12 et une probabilité de 0,1 d'avoir une requête OC-48, d'un nœud vers un autre. Les résultats des simulations sont présentés dans le tableau 3.9.

Tableau 3.9 Réseaux avec différentes distributions de trafic

Instance	Nombre de liens	Nombre de lightpaths	Coût (K\$)
1	8	19	45 125
2	8	18	43 656
3	8	17	40 220
4	8	18	47 494
5	8	19	46 062

Nous pouvons observer que les résultats semblent plutôt similaires (le nombre de liens est 8 pour toutes les instances et le nombre de lightpaths est entre 17 et 19). Cependant, nous remarquons une importante différence dans la topologie physique comme cela est illustré dans la figure 3.6. Par exemple, si nous comparons les instances #1 et #5, qui ont le même nombre de liens et de lightpaths, seulement 5 des liens apparaissent dans les deux topologies résultantes. De plus, même si nous comparons des instances qui paraissent avoir la même topologie physique, comme les instances #2 et #4, plusieurs différences résident. Par exemple, le lien (1,3) contient une fibre optique dans l'instance #2 mais deux dans l'instance #4. La même observation peut être faite concernant la topologie virtuelle qui est très différentes d'une instance à une autre. La distribution du trafic peut donc avoir une importante influence sur les résultats trouvés.

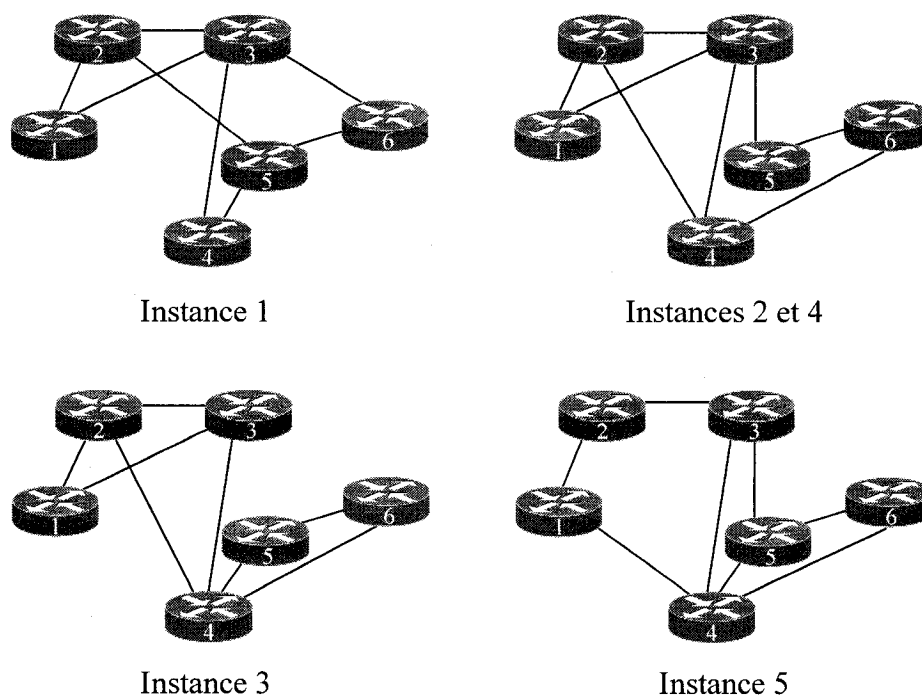


Figure 3.6 Influence de la distribution du trafic

3.4.3 Influence de la l'augmentation de la charge du trafic

Dans cette partie, nous voulons observer l'effet d'une augmentation de la charge du trafic sur le design du réseau. Des réseaux de six nœuds, une capacité d'un OC-48 pour chaque *lightpath* et des connexions en OC-3, OC-12 et OC-48 sont considérés.

Une seule matrice de nombres aléatoires est générée pour tous les exemplaires et ce pour chaque type de connexion. Le nombre de requêtes est déterminé en impliquant un seuil. Par exemple, prenons une valeur de 0,3529. Supposons que nous voulons tirer

de cette valeur un nombre maximal de 5 requêtes OC-3 du nœud 1 vers le nœud 6, dans un premier exemple et 15 OC-3 dans le deuxième.

- Dans le premier exemple nous aurons $\lfloor (0,3529 \times 5) + 0,5 \rfloor = \lfloor 2,2645 \rfloor = 2$ requêtes.
- Dans le deuxième exemple nous aurons $\lfloor (0,3529 \times 15) + 0,5 \rfloor = \lfloor 5,7935 \rfloor = 5$ requêtes.

Dans le deuxième exemple, nous sommes assurés d'avoir au moins le même nombre de requêtes que dans le premier. Donc en passant d'un exemple à un autre, le nombre de requêtes augmente sans pour autant assister à une redistribution des requêtes initiales. Cela reste vrai pour toutes les étapes que nous avons développées. Les requêtes de l'étape s_{i-1} se retrouvent aussi dans l'étape s_i . Les six étapes proposées ainsi que le résultat de leur simulation sont illustrés dans le tableau 3.10.

Tableau 3.10 Coût du réseau en fonction du trafic

Étape	Nombre équivalent d'OC-3	Nombre de liens	Nombre de lightpaths	Coût (K\$)
S1 4/0/0	39	6	7	24 643
S2 6/2/0	132	7	14	34 844
S3 6/2/0,1	228	8	21	50 487
S4 8/4/0,1	377	10	31	75 431
S5 12/4/0,2	517	12	38	94 432
S6 12/4/0,4	565	13	42	112 160

Dans ce tableau nous remarquons que l'accroissement de la demande s'accompagne d'une augmentation du nombre de liens ainsi que celui des *lightpaths* et par conséquent, du coût global du réseau. Cette constatation est intuitive, cependant, lorsque nous regardons de plus près à chaque étape la topologie résultante, nous observons une évolution intéressante (figure 3.7). En effet, l'augmentation du nombre de liens s'accompagne aussi d'une ré-optimisation des liens déjà existants. Le tableau 3.11 illustre l'évolution de la topologie avec l'augmentation du trafic.

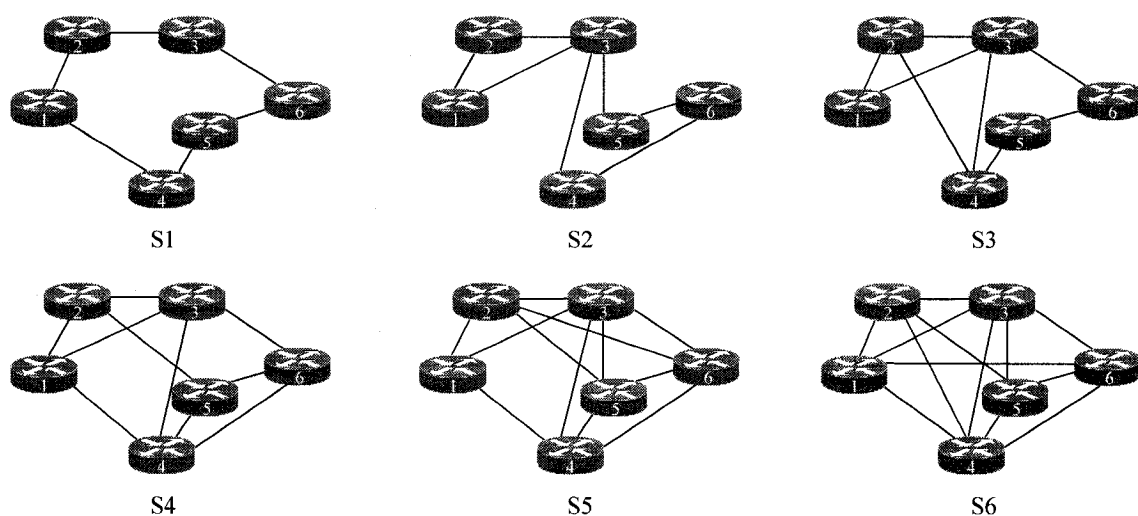


Figure 3.7 Influence de l'augmentation du trafic

Tableau 3.11 Évolution de la topologie physique

Étape	Nombre de liens	Liens en plus par rapport à l'étape précédente	Liens en moins par rapport à l'étape précédente
1	6	-	-
2	7	+4	-3
3	8	+3	-2
4	10	+3	-1
5	12	+2	-0
6	13	+2	-1

Nous observons clairement donc ré-optimisation qui peut atteindre jusqu'à 50% des liens existant. Ce cas est plutôt problématique car nous voyons mal un fournisseur de service remplacer 50% de ses anciens liens lors d'une augmentation de la demande. Donc une topologie optimisée pour un certain trafic peut être très différente de celle optimisée pour un trafic plus important. Une optimisation par étape comme nous l'avons fait, s'accompagne d'une instabilité de la topologie physique et est donc à déconseiller comme plan pour s'ajuster à une augmentation de la demande. Cette observation est aussi valable pour la topologie virtuelle qui est aussi très différente d'une étape à une autre.

Lors de nos simulations, nous avons observé parfois des topologies physiques qui présentent des points d'articulation, comme celle de l'instance #3 dans la figure 3.6. Si un nœud est très sollicité et devient un point d'articulation dans un réseau, il en résulte une augmentation de la charge (traitement, ports utilisés, équipements à installer etc.) sur le nœud en question en plus de rendre le réseau fragile. En cas de panne de ce nœud, le réseau peut ne plus être connexe en plus de risquer de ne plus pouvoir reprendre en charge les connexions qui passaient par ce nœud. Il est possible d'éviter ce cas de figure par une limitation du trafic qui passe par le nœud ou par la limitation du degré du nœud, c'est à dire du nombre d'arêtes qui lui sont raccordées.

CHAPITRE 4

Méthodes de résolutions

Comme nous l'avons vu dans le chapitre 3, le problème GWNPd est NP-difficile il n'existe probablement pas d'algorithme polynomial pour le résoudre d'une façon optimale. Nous nous concentrerons donc sur le développement d'heuristiques afin de pouvoir trouver des bonnes solutions dans des temps acceptables. Dans ce chapitre, nous proposons deux heuristiques, une recherche locale et une recherche avec tabous pour le problème GWNPd. Une description et une analyse de cette partie de la thèse peuvent être aussi trouvées dans Bahri et Chamberland (2007b).

4.1 Considérations

Contrairement à la formulation du problème proposée précédemment, pour des raisons de simplification, les contraintes (2), (8) et (9) seront éliminées. Donc, dans ce qui suit donc, nous ne prendrons plus en considération la robustesse du réseau ni le nombre maximal de transpondeurs de chaque nœud. En effet, le nombre de transpondeurs peut être augmenté en branchant un nouveau module à cartes (de transpondeurs) au niveau du nœud. Aussi, il est raisonnable de penser qu'avec un

augmentation des *lightpaths* et par conséquent du nombre de fibres et de liens dans le réseau, la 2-arêtes-connexité du graphe du réseau est réalisée.

Aussi, le sous-problème d'affectation des longueurs d'onde ne sera plus résolu d'une façon optimale (contraintes (3.12) du modèle). Nous pouvons le transformer en un problème de coloration de graphe. Les *lightpaths* sont représentés par les sommets et un lien relie deux sommets si les *lightpaths* qu'ils représentent partagent au moins une fibre sur leurs chemins respectifs. C'est un problème NP-complet (Garey et Johnson, 1979), nous pouvons utiliser des méthodes exactes et déterministes. Ces méthodes donnent toujours la solution optimale. Quelques-unes d'entre elles sont illustrées par Brélaz (1979). Cependant, le temps d'exécution de ces méthodes croît exponentiellement lorsque la taille des graphes augmente. Pour trouver de bonnes solutions dans un temps raisonnable, nous avons opté pour une heuristique appelée Dsatur (voir Brélaz, 1979) qui réalise une coloration séquentielle des sommets du graphe. Dans Koltz (2002), nous observons une comparaison de l'algorithme Dsatur avec la méthode exacte BSC (*Backtracking Sequential Coloring*), pour des graphes de 60 sommets. Pour de faibles densités d'arc (nombre d'arcs divisé par le nombre de sommets), Dsatur présente en moyenne une augmentation de 11% du nombre de couleurs utilisées pour un temps moyen de calcul 167 fois inférieur à la méthode exacte. Pour les graphes dont la densité d'arc est importante, Dsatur donne des résultats 8% supérieurs à ceux de la méthode exacte mais présente en moyenne des temps 1600 fois inférieurs à cette dernière. Nous pouvons donc considérer raisonnablement que l'utilisation de cet algorithme est appropriée.

Avant de présenter l'algorithme Dsatur, nous définissons le degré de saturation d'un sommet comme étant le nombre de couleurs différentes utilisées par ses voisins. Dans un graphe simple G , le degré d'un sommet représente le nombre de ces voisins. Les couleurs sont numérotées de 1 jusqu'à $|G|$. Le nombre maximal de couleurs utilisées est $|G|$, le nombre de sommets dans le graphe. L'algorithme Dsatur est le suivant.

Algorithme Dsatur

Étape 1 : Ordonner les sommets du graphe par ordre décroissant de leur degré.

Étape 2 : Colorer le sommet de plus grand degré par la couleur 1.

Étape 3 : Choisir le sommet de plus grand degré de saturation parmi les sommets non colorés.

Étape 4 : Colorer ce sommet avec la plus petite valeur de couleur non utilisée par ces voisins.

Étape 5 : Si tous les sommets sont colorés, stop. Sinon, retourner à l'étape 3.

4.2 Heuristiques

Dans cette section nous présentons les stratégies, les algorithmes ainsi qu'une analyse détaillée des deux heuristiques que nous avons développées.

4.2.1 Stratégies

Les deux heuristiques que nous présentons sont dénotés H1 et H2. Les principales étapes de ces heuristiques sont les suivantes :

- étape 1 : construire une topologie physique ;
- étape 2 : construire une topologie virtuelle ;
- étape 3 : router les requêtes en *single hop* sur la topologie virtuelle ;
- étape 4 : router le restant des requêtes en *multi-hop*.

L'heuristique H1 est en partie inspirée par la famille d'heuristiques d'agrégation présenté par Zhu et Mukherjee (2002b). D'après les simulations de ces auteurs, pour une topologie fixée, cette famille d'heuristiques donne, en termes de taux de blocage, des résultats variant entre 0% et 10% par rapport à une solution optimale selon la configuration du réseau testé. L'heuristique H1 que nous proposons prend en compte le trafic entre chaque paire de nœud pour construire la topologie physique et la topologie virtuelle. Contrairement à H1, l'heuristique H2 est une heuristique systématique, elle installe un *lightpath* sur chaque longueur d'onde et ce sur chaque fibre.

La partie agrégation de connexions et routage de trafic est la même pour les deux heuristiques. Plusieurs politiques d'agrégation peuvent être utilisées. Nous privilégions une politique qui minimise le nombre de sauts pour le trafic. En d'autres mots, cela signifie de maximiser la transmission des connexions en *single hop*. Il s'agit donc d'avantager le regroupement d'un maximum de connexions de mêmes source et

destination et leur envoi sur un seul *lightpath* vers la destination. Pour le restant des connexions, elles sont transportées vers leur destination respective sur le plus court chemin afin toujours de minimiser le nombre de *lightpaths* traversés. Cette politique est intuitive et paraît prometteuse car elle permet une meilleure utilisation des ressources. Dans l'étude de Zhu et al. (2003), et dans un contexte de trafic dynamique, elle a donné les meilleurs taux de blocage et a été généralement celle qui exploite le plus efficacement les ressources du réseau.

Concernant l'ordre de traitement des connexions à router, nos heuristiques utilisent le volume de trafic à échanger comme référence. Pour l'étape du routage en *single hop*, les requêtes de connexions de plus haut débits sont routées en premier jusqu'à ce que le *lightpath* soit utilisé au maximum de sa capacité. Lors de la seconde étape de routage en *multi-hop*, les paires de nœuds sont ordonnées selon un ordre décroissant, au fur et à mesure que leurs connexions sont routées. Les requêtes de connexions de plus haut débits sont là aussi routées en premier. Le choix de cet ordonnancement itératif des paires de nœuds nous permet de désengorger en priorité les paires qui ont le plus de trafic à échanger. De plus, grâce au réordonnement, nous évitons de nous concentrer sur certaines paires et d'en délaisser d'autres. L'idée de traiter les connexions de hauts débits en premier découle du fait que ces dernières sont plus difficiles à router que celles de bas débits lorsque la charge dans le réseau devient importante.

4.2.2 Algorithmes des heuristiques H1 et H2

Posons la constante *floor* comme la valeur minimale du volume de trafic à échanger pour l'installation d'une fibre entre une paire de nœuds ; *volume(k)*, le volume de requêtes d'une paire *k* de nœuds ; et finalement *LP_List*, la liste des *lightpaths* contenant aussi leur capacité résiduelle. Dans les heuristiques H1 et H2 nous utiliserons aussi la fonction *sort()* pour ordonner les paires de nœuds selon un ordre décroissant du volume des requêtes restantes. L'algorithme de l'heuristique H1 est le suivant.

Heuristique H1

Étape 1 : (Construction de la topologie physique)

Pour toutes les paires de nœuds *k* de i_k vers j_k faire

- 1.1 Poser $n' := \arg \min_{n \in \{1, \dots, \beta_{i_k j_k}\}} \{n : \text{volume}(k) \geq n \times \text{floor}\}$, et construire *n'* fibres entre les nœuds i_k et j_k .

Étape 2 : (Construction de la topologie virtuelle)

- 2.1 Poser $LP_list := \emptyset$, exécuter la fonction *sort()* et poser $k := 0$.

2.2 Tant que $volume(k) > 0$ et $k < |N|(|N| - 1)$ faire

2.2.1 Si les liens du plus court chemin trouvé par Dijkstra (au niveau physique)

de i_k vers j_k ont assez de ressources pour créer un *lightpath* faire

2.2.1.1 Installer le *lightpath* de i_k vers j_k , mettre à jour

$volume(k) := (volume(k) - \varepsilon)^+$, poser $k := 0$, exécuter la fonction

sort() et mettre à jour *LP_list*.

Sinon, poser $k := k + 1$.

Étape 3 : (Routage sur trafic sur la topologie virtuelle – *single hop*)

3.1 Exécuter la fonction *sort()*.

3.2 Pour tous les *lightpaths* de *LP_list*

3.2.1 Pour $t := |T|$ à 1

Si une requête de type t existe entre la source et la destination du *lightpath* et que la capacité résiduelle de ce dernier est suffisante, router la requête sur le *lightpath* et mettre à jour *LP_list*, exécuter la fonction *sort()* et poser $t := |T|$.

Étape 4 : (Routage sur trafic sur la topologie virtuelle – *multi-hop*)

4.1 Poser $k := 0$.

4.2 Tant que $k < |N|(|N| - 1)$ faire

4.2.1 Si $volume(k) > 0$ et qu'aucun plus court chemin n'a été trouvé par Dijkstra (au niveau *lightpath*), poser $k := k + 1$ et aller à 4.2.

4.2.2 Si $volume(k) > 0$ et qu'un plus court chemin a été trouvé par Dijkstra (au niveau *lightpath*) faire

4.2.2.1 Pour $t := |T|$ à 1

Si une requête de type t existe entre la source et la destination du *lightpath* et que la capacité résiduelle de ce dernier est suffisante, router la requête sur le *lightpath* et mettre à jour *LP_list*, exécuter la fonction *sort()* et poser $k := 0$ et $t := 0$.

4.2.2.2 Si aucune requête n'a été routée entre cette paire de nœud, poser $k := k + 1$ et aller à 4.2.

4.2.3 Sinon, poser $k := k + 1$ et aller à 4.2.

Notons qu'un chemin trouvé lors de l'étape 4 est un ensemble de *lightpaths* entre la source et la destination. Si plusieurs *lightpaths* existent entre une source et une destination données, seulement le *lightpath* ayant la plus grande capacité résiduelle est utilisé dans la table d'adjacence de Dijkstra.

Dans l'heuristique H2, nous remplaçons l'étape 2 de l'heuristique H1 par l'étape 2' présentée ci-dessus.

Heuristique H2

Étape 2' : (Construction de la topologie virtuelle)

2.1 Pour chaque lien optique (i,j)

2.1.1 Utiliser la moitié des *lightpaths* possibles pour créer des *lightpaths* de i vers j et utiliser le restant pour créer des *lightpaths* de j vers i .

4.2.3 Analyse des heuristiques H1 et H2

L'étape de création de la topologie physique dans les deux heuristiques se base sur le volume de trafic à échanger entre chaque paire de nœuds. Plus ce volume est

important et plus le nombre de fibres à installer est grand, ne dépassant pas le nombre maximal de fibres autorisé. Cette idée est intuitive mais nous concédons que cela n'implique pas forcément une topologie optimale. Il reste que c'est une approche réaliste pour ce sous-problème.

Dans l'heuristique H1, la construction de la topologie virtuelle ou logique est aussi reliée au volume de trafic à échanger entre chaque paire de nœuds. Lorsque ce volume est important, plusieurs *lightpaths* sont susceptibles d'être créés entre cette paire de nœuds. Notons qu'ici le volume est orienté, c'est-à-dire que le volume dans un sens implique seulement la création des *lightpaths* dans ce même sens. Le volume de trafic dans l'autre sens est considéré séparément, donc une paire de nœuds (a,b) est différente de la paire de nœuds (b,a) , $a,b \in N$. Notons aussi que la sélection de la topologie virtuelle et le routage des *lightpaths* sont reliés. La possibilité d'installer un *lightpath* dépend du volume de trafic de sa source et sa destination mais aussi du type de routage et de la disponibilité des ressources sur le chemin trouvé par le routage. Pour notre heuristique H1, nous avons choisi un routage du plus court chemin basé sur l'algorithme de Dijkstra, qui dépend du nombre de liens physiques à traverser. Ce choix est motivé par le fait que ce type de routage est très fréquemment utilisé et qu'il paraît être satisfaisant. Un autre type de routage qui dépend par exemple de la capacité résiduelle sur les liens aurait pu être sélectionné. Un autre point intéressant à noter est l'ordre de traitement des nœuds. En effet, dans H1, la première paire de nœuds traitée est celle qui a le plus grand volume de trafic à échanger. Dès que les ressources sont disponibles, un

premier *lightpath* est installé, cependant, comme il y a une mise à jour du volume restant à échanger, un réordonnement des paires de nœuds est effectué. Donc la paire de nœuds qui vient d'être traitée n'est pas forcément la première à l'être à la prochaine itération. Ce choix influence la création de la topologie virtuelle. Cette création suit une architecture en arbre dans laquelle chaque décision implique un chemin dans l'arbre qui peut donner une topologie virtuelle finale différente. Dans chaque installation d'un *lightpath*, des ressources sont consommées et ne pourront plus être utilisées par d'autres qui seront possiblement critiques pour le routage de trafic.

Avec l'heuristique H1, certaines longueurs d'ondes sur des fibres ne seront probablement pas utilisées pour transporter des *lightpaths*. Il est peut être intuitif d'essayer de forcer l'heuristique à le faire dans une optique d'offrir plus de ressources afin de router le trafic mais le but est de minimiser le coût du réseau. L'installation et la gestion de ces *lightpaths* font aussi partie de ce coût. De cette constatation découle l'heuristique H2. Cette dernière installe le nombre maximal de *lightpaths* sur chaque fibre dans chaque lien et ce équitablement pour les deux sens du lien. Chaque *lightpath* consomme le minimum de ressources car il traverse un seul lien optique. L'heuristique H2 offre un très grand nombre de *lightpaths* qui présentent autant de possibilités de chemins pour relier une paire de nœuds. En contre partie, ce grand nombre de *lightpaths* implique beaucoup d'équipements électroniques dont les transpondeurs en plus de l'augmentation de la charge et de traitement au niveau de chaque nœud du réseau. Ceci va à l'encontre de notre conception d'un bon design de réseau, mais il est intéressant de comparer ces deux approches.

Il est évident que de simples heuristiques comme celles présentées ci-haut ne sont probablement pas très efficaces pour un problème aussi complexe que celui que nous étudions. C'est la raison pour laquelle nous proposons des méthodes de recherche de solutions que nous développerons dans les prochaines sections.

4.3 Recherche locale

La première méthode de recherche de solutions que nous avons explorée est la recherche locale. C'est une méthode simple et relativement facile à implémenter (Aarts et Lenstra, 1997). La recherche locale a pour but l'amélioration d'une solution courante. Elle modifie itérativement la topologie physique trouvée à l'étape 1 des heuristiques. Cette recherche explore le voisinage d'une topologie, exécute les étapes 2 à 4, calcule le coût puis se déplace vers le meilleur voisin. Ces opérations sont répétées jusqu'à ce qu'un minimum local soit rencontré.

Nous définissons le voisinage d'une topologie physique (qui fait partie de la solution courante) comme étant l'ensemble des nouvelles topologies dans lesquelles nous avons ajouté ou éliminé une fibre par rapport à la topologie courante. Un mouvement dans la recherche locale est donc un ajout ou une élimination d'une seule fibre.

La fonction de coût que nous utiliserons pour cette recherche contient celle du modèle mathématique (3.1) en plus d'une pénalité pour le trafic non transporté. Une forte pénalité nous permet d'éviter les solutions irréalisables dans lesquelles une certaine partie des requêtes de connexions n'a pas été satisfaite. La fonction de coût devient alors

$$\sum_{i \in N} \sum_{\substack{j \in N \\ i \neq j}} a_{ij} \left(\sum_{f=1}^{\beta_{ij}} x_{ij}^f \right) + \sum_{m \in N} \sum_{\substack{n \in M \\ m \neq n}} (b_m + b_n) \omega_{mn} + \gamma \sum_{o \in N} \sum_{\substack{d \in N \\ d \neq o}} \frac{a_{od}(1) \theta^{odt} \delta^t}{\epsilon |F_{od}|} \quad (4.1)$$

où θ^{odt} est le nombre de requêtes non satisfaites de type $t \in T$ du nœud o au nœud d , $o, d \in N$ et γ est un facteur de pénalité.

Le coût de la pénalité d'une requête non satisfaite, est proportionnel à la partie qu'aurait occupée le volume de cette requête dans sur une fibre reliant sa source à sa destination. Donc la pénalité que nous proposons tient compte simultanément du nombre, du volume et du coût relatif d'installation de fibres reliant chaque source/destination de chaque requête non satisfaite.

Notre recherche locale peut partir de n'importe quelle topologie physique comme solution initiale, même si cette dernière induit une solution non réalisable. Elle modifie au fur et à mesure cette topologie pour essayer d'arriver à une solution réalisable avec le plus petit coût possible. L'idée est donc de créer une certaine interaction entre la topologie physique et la gestion de trafic dans cette topologie. Contrairement à une

exécution brute de nos heuristiques dans lesquelles la gestion du trafic n'a aucune influence sur la topologie, car décidée à une étape précédente, la recherche locale tient compte du coût engendré par cette gestion de trafic pour sélectionner la topologie et s'orienter vers l'une ou l'autre des directions de recherche. La recherche locale peut être combinée avec l'heuristique H1 ou H2 pour trouver la topologie virtuelle, grouper les connexions et router le trafic.

Il est bien établi que la recherche locale s'oriente toujours vers un minimum local qui n'est probablement pas un minimum global et qu'elle dépend de la solution de départ. C'est son principal inconvénient. Une meilleure méthode d'exploration de l'espace de solutions est la recherche avec tabous. Cette dernière est une métaheuristique très populaire qui fait partie de la famille de recherche de trajectoire tout comme le recuit simulé, la recherche à voisinage variables, etc. Ce sont des algorithmes qui construisent une trajectoire dans l'espace de recherche en manipulant une solution à la fois et en tentant de se diriger vers des solutions optimales. Ces algorithmes par définition ont besoin d'une solution de départ. La recherche avec tabous que nous proposons est présentée plus en détails dans la prochaine section.

4.4 Recherche avec tabous

Dans cette section, nous proposons un algorithme de recherche avec tabous pour le problème GWNDP, intitulé TS-GWNDP. Le principe de base est la définition d'un

ensemble de solutions possibles et à partir de la solution courante, trouver et se déplacer vers la meilleure solution du voisinage. Un voisinage est un ensemble de solutions qui sont trouvées par une transformation appropriée de la solution courante. Dans le but de ne pas s'arrêter dans un minimum local par rapport à un voisinage donné, la recherche permet des déplacements qui entraînent la dégradation de la valeur de la fonction objectif de la solution courante. Pour prévenir les cycles dans la recherche, durant lesquels, les mêmes solutions sont visitées, une mémoire ou une liste de solutions tabous est constituée. Ces solutions récentes ou bien les mouvements inverses qui ramènent l'exploration à les revisitées sont donc prohibés durant un certain nombre d'itérations. Il existe plusieurs variantes de cette recherche avec tabous mais celle que nous présentons est une recherche standard. Plus de détails sont proposés dans Glover et Laguna (1997). Notre recherche avec tabous a des correspondances avec la recherche locale que nous avons présentée auparavant. Dans ce qui suit nous en exposerons les principaux aspects. Une description et une analyse des résultats de cette section peuvent être aussi trouvées dans Bahri et Chamberland (2007c).

4.4.1 Espace de solution et structure de voisinage

L'espace de solution de la recherche est l'ensemble des topologies physiques possibles pour le réseau. Il n'est pas nécessaire qu'une solution soit réalisable, c'est-à-dire que toutes les requêtes de connexions soient satisfaites. Le voisinage est le même

que celui de la recherche locale. Donc pour une solution donnée, un voisin est une topologie physique dans laquelle nous avons ajouté ou éliminé une fibre par rapport à la topologie courante. Il est à noter qu'il est impossible d'ajouter une fibre sur un lien qui contient le nombre maximal autorisé de fibres, de même, il est impossible d'éliminer une fibre d'un lien qui n'existe pas.

4.4.2 Mouvements de tabous et critère d'aspiration

Comme dans la recherche locale, un mouvement est donc un ajout ou une élimination d'une seule fibre sur un lien optique. Un ajout consiste à l'addition d'une fibre sur n'importe quel lien optique possible à condition que le nombre résultant de fibres de ce lien ne dépasse pas le nombre maximal. L'ajout d'une fibre sur un lien non existant entraîne l'établissement de ce nouveau lien dans la topologie physique du réseau. Une élimination est la suppression d'une seule fibre sur un lien optique donné et déjà existant, c'est-à-dire que ce lien comporte au moins une fibre. L'élimination de la dernière fibre d'un lien entraîne la suppression de ce dernier de la topologie physique du réseau.

À chaque itération, nous déterminons le meilleur voisin en tenant compte du critère d'aspiration de la recherche avec tabous. La topologie physique résultante devient ainsi la solution courante. Le mouvement inverse de celui qui vient d'être performé sur

le lien dernièrement modifié, est considéré tabou pour un nombre d'itérations trouvé aléatoirement par une distribution discrète et uniforme dans l'intervalle $[L, U]$.

Le critère d'aspiration statue que si l'utilisation d'un mouvement tabou conduit à la meilleure solution trouvée jusqu'à lors, ce mouvement est enlevé de la liste taboue afin d'accéder à cette meilleure solution. L'algorithme de notre recherche avec tabous est présentée ci-après.

4.4.3 Algorithme de la recherche avec tabous

La recherche avec tabous peut être combinée avec l'heuristique H1 ou H2 pour trouver la topologie virtuelle, grouper les connexions et router le trafic. Le terme heuristique dans ce qui suit peut être appliqué indifféremment pour H1 ou H2. Nous posons MaxIter comme la constante qui décrit le nombre maximal d'itérations performées par la recherche avec tabous et σ comme un mouvement autorisé pour passer d'une topologie physique à une autre. La description de TS-GW NDP est détaillée ci-après.

Étape 1 : (Solution initiale)

Sélectionner une topologie physique initiale*, exécuter les étapes 2 à 4 de l'heuristique puis calculer le coût de la solution en utilisant la fonction (4.1). Cette solution devient la meilleure solution trouvée et la solution courante.

(*) La topologie physique initiale peut être trouvée par exemple avec l'étape 1 de l'heuristique ou par toute autre façon incluant la génération aléatoire de liens sur le réseau.

Répéter les étapes 2 et 3 jusqu'à MaxIter itérations.

Étape 2 : (Exploration du voisinage)

2.1 À partir de la solution courante, explorer tous les mouvements possibles et pour chaque mouvement menant à une topologie physique donnée, exécuter les étapes 2 à 4 de l'heuristique puis calculer le coût de la solution en utilisant la fonction (4.1). Déterminer le meilleur mouvement σ en prenant en compte le critère d'aspiration. La solution ainsi atteinte devient la solution courante.

2.2 Trouver le nombre d'itérations avec une distribution uniforme sur l'intervalle $[L, U]$ durant lequel le mouvement inverse σ^{-1} restera tabou.

Étape 3 : (Mis à jour de la meilleure solution)

Si le coût de la solution courante est inférieur à celui de la meilleure solution trouvée jusqu'à lors, mettre à jour cette solution comme meilleure solution trouvée.

4.5 Simulations et analyses

Pour nos simulations, nous avons utilisé la même plateforme informatique présentée à la section 3.4. Les capacités de chaque *lightpath* est fixée à un OC-48, le nombre maximal de fibres par lien est de deux et le nombre maximal de longueurs d'onde par fibre est de deux. Les tableaux 3.1 et 3.2 sont aussi utilisés dans cette section. Le tableau 3.4 des scénarios est remplacé par le tableau 4.1.

Tableau 4.1 Scénarios des requêtes

Scénario	Profile du trafic
1	2/2/0,1
2	4/2/0,1
3	4/4/0,1
4	4/4/0,2

Les performances des différentes méthodes de résolution sont comparées et analysées dans les prochaines sous-sections.

4.5.1 Performances des heuristiques H1 et H2

Nous voulons en premier mesurer la qualité des heuristiques H1 et H2 par rapport à des solutions optimales pour des réseaux de petites tailles. Après plusieurs

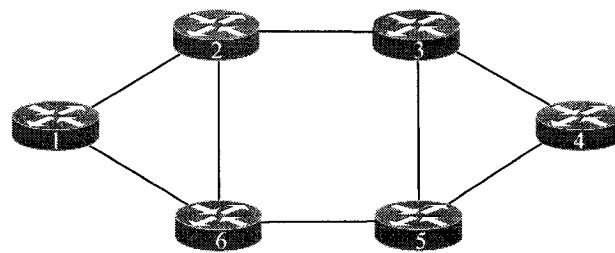
tests, nous avons remarqué que les résultats obtenus varient beaucoup avec la valeur de la constante *floor*. Avec des valeurs basses de *floor*, les heuristiques sont plus susceptibles de trouver des solutions réalisables (toutes les requêtes sont satisfaites), cependant la différence avec le coût de la solution optimale devient plus grande. À l'inverse, lorsque la valeur de *floor* augmente, l'écart en question diminue mais les solutions trouvées par les heuristiques risquent d'être non réalisables. Aussi, il arrive souvent que même en faisant varier très peu cette valeur, les résultats obtenus soient très différents. Nous avons par exemple testé des valeurs de 0,25 ; 0,3 ; 0,5 etc. pour *floor*. À la lumière de nos nombreux tests à ce niveau, nous ne pouvons pas tirer une règle ou une tendance générale quant à la pertinence de la valeur de *floor* d'un scénario à un autre ou d'une taille de réseau à une autre. En effet, il nous arrive de trouver de très bons résultats avec une valeur de *floor* donnée pour quelques scénarios dans certaines tailles de réseau et d'en obtenir de très mauvais dans les autres cas. Une observation intéressante dans les solutions optimales à signaler est que si entre deux nœuds, il y a une requête de connexion de la capacité d'un *lightpath* est requise, très souvent, une fibre optique est installée entre cette paire de nœuds comme cela est illustré dans le tableau 3.7. Cela est moins susceptible de se produire lorsque ces nœuds sont très distants.

Tout ce que nous pouvons dire de cette manière de construire la topologie physique est que c'est une approche empirique qui peut constituer un premier pas dans la résolution du problème. Cependant, nous en avons compris l'importance de lier la construction de la topologie physique à la gestion du trafic. C'est ce qui va se faire avec

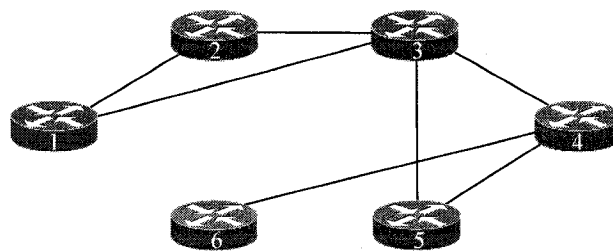
l'exploration de l'espace de recherche. Nous préférons ne pas tirer des conclusions quant à la qualité des heuristiques à cette étape-ci mais plutôt de le faire à la lumière des résultats subséquents qui impliquent l'exploration de l'espace de recherche.

À ce niveau, nous pouvons examiner l'impact de la construction de la topologie virtuelle de l'heuristique H1 qui tient compte du volume de trafic à échanger par rapport à H2 qui ne le fait pas. Ce type d'étude a déjà été effectué, des résultats et analyses intéressants peuvent être trouvés dans Ganz et Wang (1994), Ramaswami et al. (1996), etc. Cependant, nous voulons observer cet impact spécifiquement pour nos heuristiques. Sachant que les deux heuristiques ont le même type d'agrégation de connexions et de routage de trafic, nous comparerons les taux de blocage relatifs. De ces comparaisons peuvent découler des conclusions directes de l'impact de la topologie virtuelles mais aussi d'autres conclusions quant à la qualité du routage comme nous allons le voir.

Pour ce faire, nous fixons la topologie physique. La figure 4.1 montre les deux topologies que nous avons sélectionnées pour les tests et dans lesquelles deux fibres sont installées sur chaque lien. Pour un scénario donné, les mêmes matrices de connexions sont utilisées pour le réseau N1 et pour le réseau N2. Le taux de blocage est calculé par rapport au volume total des requêtes de connexions. Les résultats obtenus par les heuristiques H1 et H2 sont présentés dans le tableau 4.2.



(a) Réseau N1



(b) Réseau N2

Figure 4.1 Réseaux tests

Tout d'abord, il est important de rappeler l'analyse que nous avons effectuée dans le chapitre précédent et selon laquelle la distribution et l'augmentation du trafic peuvent avoir un grand impact sur les solutions finales. Les résultats du tableau 4.2 montrent que l'heuristique H1 est meilleure que H2 lorsque le volume est trafic est bas. Nous savons que dans H2, il y a plus de possibilités concernant le chemin entre deux nœuds sur la topologie virtuelle que H1. De cette observation découle l'idée que l'utilisation de plus court chemin n'est probablement pas la meilleure décision systématique qu'il faut engager pour chaque connexion. Dans ce cas de figure, H1 est

donc généralement plus adéquate. Dans les situations d'un volume de trafic plus élevé, l'heuristique H2 reprend l'avantage. Cela montre les limites de l'installation de *lightpaths* directs surtout pour des nœuds distants impliquant la traversée de plusieurs liens optique. En effet, il y a moins de possibilités pour l'agrégation de trafic vu que par définition, un *lightpath* ne peut pas être traité à un nœud intermédiaire. Dans ces cas, la construction de la topologie virtuelle avec H2 semble plus pertinente.

Tableau 4.2 Performance des heuristiques

Graphe	Scénario	Taux de blocage	Taux de blocage
		avec H1	avec H2
N1 (8 liens)	1 (138 OC-3)	0,0% (18 LPs)	11,6% (32 LPs)
	2 (189 OC-3)	9,0% (20 LPs)	11,6% (32LPs)
	3 (231 OC-3)	10,8 (20 LPs)	14,7% (32 LPs)
	4 (321 OC-3)	25,8% (19 LPs)	21,2% (32 LPs)
N2 (7 liens)	1 (138 OC-3)	4,3% (16 LPs)	14,5% (28 LPs)
	2 (189 OC-3)	9,0% (17 LPs)	11,6% (28 LPs)
	3 (231 OC-3)	14,3 (18 LPs)	13,4% (28 LPs)
	4 (321 OC-3)	35,5% (15 LPs)	27,4% (28 LPs)

Un avantage pour l'heuristique H1 comparativement à H2 apparaît lorsque le trafic est asymétrique. C'est-à-dire qu'il y a un fort déséquilibre ou débalancement entre la quantité de trafic échangé du nœud a vers le nœud b et la quantité de trafic échangé du nœud b vers le nœud a , $a, b \in N$. En effet H1 est très adéquate pour ce genre de trafic car elle fait la différence en terme de volume induisant un type de construction distinct de *lightpaths* entre la paire de nœuds (a, b) et la paire (b, a) , $a, b \in N$. L'heuristique H2 ne prend pas en compte ce genre de considérations, elle construit équitablement le même nombre de *lightpaths* dans les deux directions entre chaque paire de nœuds. Ceci peut dégrader grandement la qualité des solutions trouvées par l'heuristique H2.

4.5.2 Performances de la recherche locale

La recherche locale a pour but l'amélioration de la qualité d'une solution en explorant itérativement le voisinage et en se déplaçant dans l'espace de solutions. Pour observer et mesurer la qualité des heuristiques utilisées dans un tel contexte pour faire le design de réseau, des réseaux des cinq nœuds sont considérés. Les résultats pour les cinq premiers nœuds du tableau 3.1 sont exposés dans les tableaux 4.3, 4.4 et 4.5. Le paramètre γ est fixé à 100 et *floor* à zéro. Cela signifie que les solutions non réalisables sont fortement pénalisées et que la recherche locale part d'une topologie physique complète comportant le maximum de fibres sur chaque lien. Dans les solutions finales trouvées toutes les requêtes sont satisfaites.

Tableau 4.3 Résultats de CPLEX

Scénario	Nombre de fibres	Nombre de lightpaths	Coût (k\$)
1	7	11	29 481
2	7	11	30 391
3	10	14	47 038
4	12	21	65 343

Tableau 4.4 Résultats de recherche locale combinée avec H1

Scénario	Nombre de fibres	Nombre de lightpaths	Coût (k\$)	GAP
1	9	12	35 941	21,9%
2	9	13	38 273	25,9%
3	12	17	58 886	25,2%
4	14	21	75 498	15,5%

La première observation importante est que selon les coûts des équipements du réseau et la localisation des nœuds utilisés, le coût des fibres optiques à installer est beaucoup plus élevé que celui des transpondeurs. En effet, en moyenne, le coût de ces derniers représente à peine 1,3% du coût total du réseau. L'infrastructure optique a donc

beaucoup de poids sur la rentabilité économique du réseau. Les résultats de la recherche locale montrent que l'utilisation de l'heuristique H2 donne de meilleures solutions que H1. En moyenne cette différence est de 9,0%, elle est plus prononcée surtout dans le dernier scénario qui comporte le plus grand volume de trafic.

Tableau 4.5 Résultats de recherche locale combinée avec H2

Scénario	Nombre de fibres	Nombre de lightpaths	Coût (k\$)	GAP
1	8	16	34 158	15,9%
2	8	16	38 177	25,6%
3	11	22	50 010	6,3%
4	14	28	68 478	4,8%

Une autre observation importante est que le GAP avec les solutions optimales diminue au fur et à mesure que le volume de trafic augmente et ce pour les deux heuristiques. En réalité, nous nous attendions plutôt à l'effet inverse. En effet, l'augmentation du trafic augmente les décisions de routage, sachant que notre routage du plus court chemin est une approche de base, cela pourrait dégrader les solutions ayant un volume de trafic élevé. Nous avons formulé plusieurs hypothèses pour tenter d'expliquer ce phénomène. La principale était la mauvaise qualité de la recherche locale. Nous avons

aussi pensé que cela pouvait provenir d'un taux plus bas d'utilisation des *lightpaths* établis par les heuristiques comparativement à ceux établis par CPLEX. La deuxième hypothèse a été écartée en calculant le taux moyen d'utilisation des *lightpaths*. Nous avons trouvé aussi bien dans les solutions pour des scénarios impliquant un grand volume de trafic que pour ceux impliquant un taux plus bas, un taux d'utilisation d'environ 80% dans tous les cas. Ce taux est aussi très comparable à ceux trouvés avec CPLEX qui sont d'environ 85%. Les heuristiques offrent donc aussi un bon taux d'utilisation des *lightpaths*, ce dernier paramètre ne peut donc probablement pas expliquer la diminution du GAP avec l'augmentation du trafic. L'hypothèse concernant la qualité de la recherche locale peut, quant à elle, être affirmée ou infirmée en comparant ses solutions avec celles trouvées par la recherche avec tabous dans la prochaine sous-section.

Il est à noter que le temps de résolution avec CPLEX est exponentiel comme cela est illustré dans la figure 4.2 pour un réseau de cinq nœuds. Les heuristiques H1 et H2 nécessitent des temps similaires, par exemple pour le scénario #4, le temps de résolution est de 0,02 seconde ce qui très rapide comparativement à CPLEX. Ce qui justifie la complexité du problème et la nécessité d'heuristiques pour le résoudre.

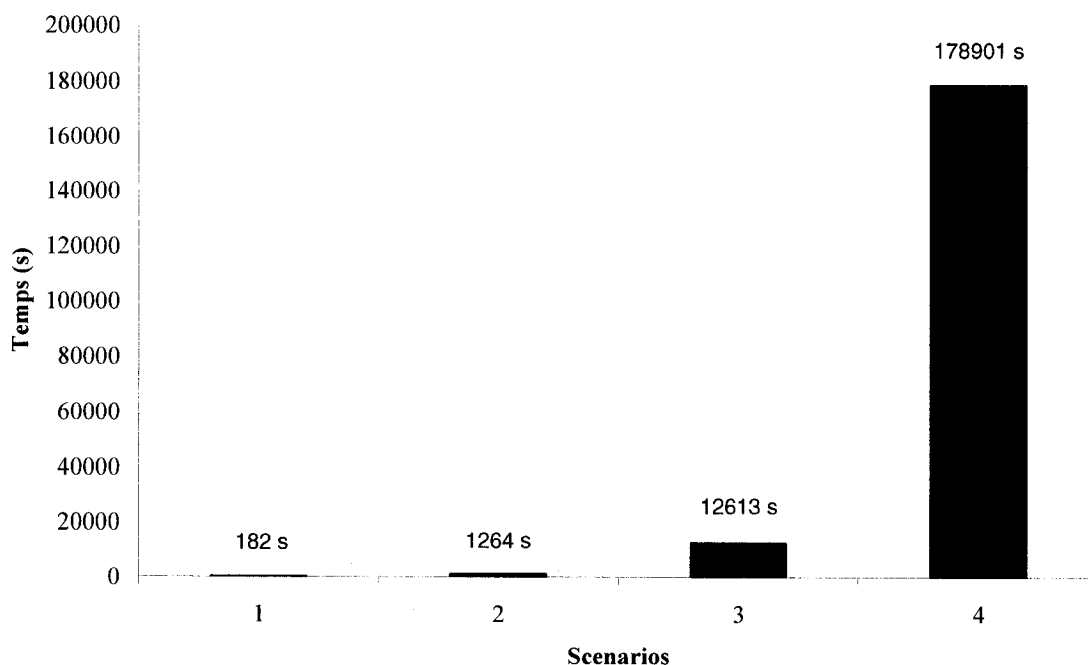


Figure 4.2 Temps de résolution avec CPLEX

En général, la recherche locale n'est pas considérée comme robuste car elle s'arrête lorsqu'un minimum local est rencontré et qu'elle dépend de la solution initiale. Pour mesurer l'importance de la solution de départ, différents graphes représentant des topologies physiques sont testés. Huit graphes sont générés selon une distribution uniforme. Cette fonction est utilisée pour déterminer le nombre de fibres à installer entre chaque paire de nœuds (0,1 ou 2). Un graphe complet et un graphe G_H utilisant le paramètre $floor = 16$ OC-3 sont aussi utilisés. La taille du réseau est de 15 nœuds et le profile de trafic est celui du scénario #3 (1761 OC-3). Les résultats de la recherche locale combinée avec l'heuristique H1 sont présentés dans le tableau 4.6. Les coûts des réseaux dans ce tableau n'incluent pas la pénalité découlant des requêtes non satisfaites.

Tableau 4.6 Recherche locale combinée avec H1 pour différentes solutions initiales

Graphe	Coût du réseau (k\$)	Requêtes bloquées (en OC-3)
Aléatoire	680 761 (moyenne)	3,12 (moyenne)
Meilleur aléatoire	650 696	0
Complet	445 217	0
G_H	553 945	77

Nous remarquons de ces tests que l'utilisation du graphe complet comme topologie initiale donne la meilleure solution. Cependant, le nombre d'itérations pour arriver au résultat final est la plus important (94 itérations). Le graphe G_H donne une solution de coût moindre que celles les graphes générés aléatoirement mais le volume des requêtes non satisfaites y est le plus élevé. Dans le cas des graphes aléatoires, le nombre d'itérations effectuées est le plus bas (7 en moyenne). Le temps d'exécution est en moyenne de moins de 10 secondes par itération ce qui est relativement rapide pour cette taille de réseau.

Notons qu'hormis le graphe complet et malgré la pénalité très élevée imposée aux requêtes non satisfaites, les solutions finales peuvent ne pas être réalisables. Cela est dû à la solution initiale et au minimum local qui sont des problématiques caractéristiques

de la recherche local mais aussi à de l'arbre de recherche dans le quel chaque discision prise dirige sans retour en arrière à l'une ou l'autres des régions de l'espace de recherche et qui ne contiennent possiblement que des solutions non réalisables.

4.5.3 Performances de la recherche avec tabous

La recherche avec tabous est une méthode plus évoluée que la recherche locale. Elle permet d'explorer plus efficacement l'espace de recherche. Pour nos simulations, nous avons fixé les paramètres aux mêmes valeurs utilisées par la recherche locale dans les premiers tests ($\gamma = 100$ et $floor = 0$). Là encore nous partons d'une topologie complète pour explorer l'espace de solutions. Concernant les paramètres de la recherche, le nombre d'itérations à effectuer est de 1000 et un mouvement est considéré tabou durant un nombre d'itérations trouvé par une distribution uniforme entre 1 et 5. Ces valeurs ont été choisies car elles ont donné les meilleurs résultats.

Nous avons voulu en premier mesurer la qualité des solutions trouvées par la recherche avec tabous et les comparer avec des solutions optimales. Nous avons repris la même localisation des cinq nœuds du réseau présenté dans la précédente sous-section et pour chaque scenario nous avons généré huit instances. Les résultats obtenus en combinant la recherche avec tabous avec les heuristiques H1 et H2 sont présentés dans les tableaux 4.7.

Tableau 4.7 Résultats moyens de recherche tabou combinée avec H1 et H2

Scénario	Coût (k\$)	Coût (k\$)	TS-H1 GAP	TS-H2 GAP
	avec TS-H1	avec TS-H2		
1	40 416	35 774	33,7%	18,3%
2	40 930	38 415	20,0%	12,7%
3	52 775	54 410	4,2%	7,4%
4	65 898	60 602	13,8%	4,7%

Ce tableau montre encore une fois que l'heuristique H2 donne généralement de meilleurs résultats que l'heuristique H1. La même observation que celle faite avec la recherche locale montre la tendance selon laquelle le GAP est inversement proportionnel à l'augmentation du trafic. Donc la recherche locale n'est pas la cause de ce phénomène. Nous avons donc exploré plus en profondeur les composantes des solutions trouvées par CPLEX et les heuristiques. La topologie physique, la topologie virtuelle, la façon de grouper les connexions, le nombre moyen de sauts de liens etc. ont été considérés. Rien ne semblait faire une différence majeure pour expliquer l'évolution du GAP. Cependant, le routage sur la topologie virtuelle a attiré notre attention. Le tableau 4.8 montre les résultats que nous avons obtenus des solutions optimales. Nous y avons ajouté les GAP de coût entre la recherche avec tabous et les solutions optimales pour mieux apprécier la comparaison.

Tableau 4.8 Proportion moyenne des requêtes routées en *multi-hop*

Scénario	Proportion moyenne avec CPLEX	TS-H1 GAP	TS-H2 GAP
1	49,5%	33,7%	18,3%
2	48,4%	20,0%	12,7%
3	29,2%	4,2%	7,4%
4	23,0%	13,8%	4,7%

Nous observons tout d'abord une corrélation entre la proportion des requêtes acheminées en *multi-hop* et le GAP avec les heuristiques en termes de coût. Dans les solutions optimales et pour un volume bas de trafic que presque la moitié des requêtes sont routées en *multi-hop*. Nos heuristiques avantagent beaucoup plus le routage des requêtes en *single hop*. L'heuristique H1 est encore plus concerné par le routage en *single hop* que H2 qui construit plus de *lightpaths* et qui en fait par conséquence un peu moins. Cette dernière est moins pénalisée que H1. Nous ne concluons pas que dans ces conditions, le routage en single hop devrait être minimisé. Cependant, nous proposons une autre approche. En fait, dans les deux heuristiques, lorsqu'un *lightpath* est établi, le maximum de connexions de sa source à sa destination l'utilisent sans égard à leurs volumes. Ce *lightpath* peut être possiblement critique pour une connexion requérant plus

de capacité qu'un simple OC-3. Il est peut être plus judicieux d'acheminer les connexions d'un grand volume en *single hop* et garder une partie de la capacité résiduelle des *lightpaths* en priorité pour les connexions de haut débits nécessitant un routage en *multi-hop*. Le routage peut aussi être amélioré en utilisant d'autres paramètres qui tiennent compte de l'état du comme justement la capacité résiduelle des *lightpaths*.

Pour le restant des simulations, des fichiers de 10, 15 et 20 nœuds ont été générés. Ils comportent tous les nœuds du tableau 2, le restant des nœuds a été généré aléatoirement tout en respectant la géographie de l'Amérique du nord. La recherche avec tabous utilise pour un mouvement tabou, un nombre d'itérations trouvé par une distribution uniforme entre 5 et 10. La raison est qu'un intervalle plus petit n'est probablement pas adéquat pour ces tailles de fichiers. Le nombre d'itération à effectuer reste à 1000 itérations.

Pour s'assurer du bon fonctionnement de la recherche avec tabous lors de l'exploration de l'espace de recherche, un affichage du coût de la solution courante et celui de la meilleure solution trouvée a été effectué toutes les 50 itérations. Les coûts des solutions courantes varient beaucoup d'un affichage à un autre, ils peuvent même monter à plus de deux fois du coût de la meilleure solution trouvée. Cette observation nous montre que notre recherche explore efficacement l'espace de solutions et qu'elle ne se cotonne pas seulement à des régions prometteuses. Le coût des meilleures solutions trouvées (en combinaison avec l'heuristique H1) pour un réseau de 20 nœuds avec le scénario #4 est illustré dans la figure 4.3.

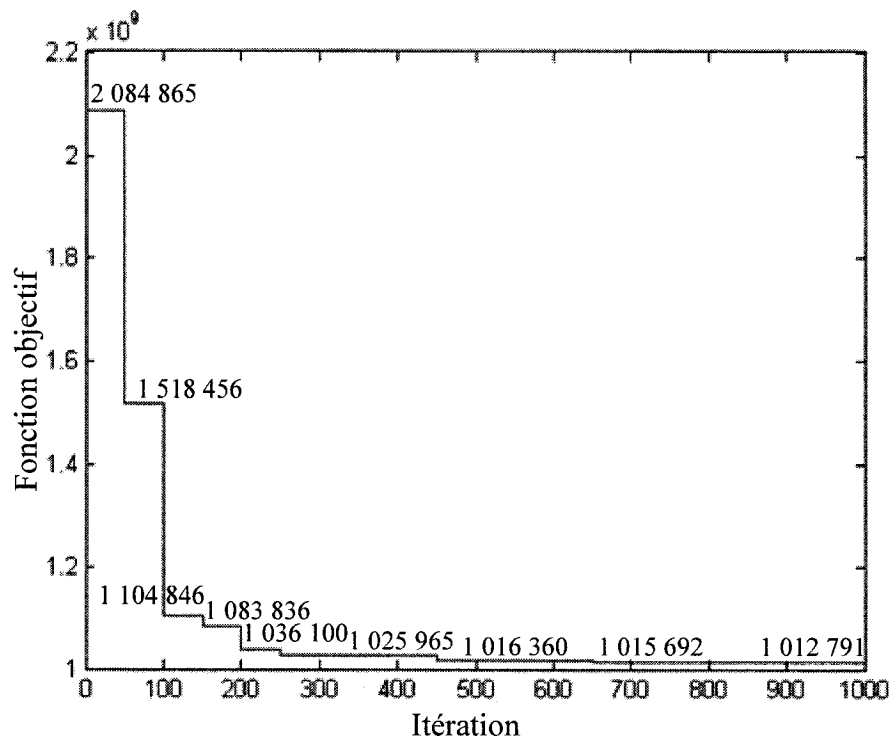


Figure 4.3 Évolution de la recherche avec tabous

Dans cette figure, nous observons que les améliorations sont beaucoup plus prononcées dans les premières itérations et généralement de moins en moins importantes au fil des itérations. Cela est un comportement classique de la recherche avec tabous. Mais ces améliorations continuent à se produire même au bout de la 1000^{ème} itération. Cependant, pour avoir ces résultats, il nous a fallu plus de quatre jours de simulations en utilisant la totalité des ressources de la plateforme informatique.

Nous avons aussi simulé le design pour différentes tailles de réseaux. Nous en avons profité pour observer les performances des heuristiques H1 et H2, de la recherche locale et de la recherche avec tabous. Le tableau 4.9 résume les résultats obtenus.

Nous notons en premier que l'heuristique H2 donne en général de meilleures solutions que H1. Aussi, la recherche locale arrive quelques fois à la même solution que la recherche avec tabous, mais cette dernière est plus performante. Le GAP entre elles peut atteindre plus de 16% vu que la recherche avec tabous est plus sophistiquée que la recherche locale. Ce GAP est beaucoup plus prononcé avec l'heuristique H1. L'itération de l'obtention de la meilleure solution de la recherche avec tabou dépend des scénarios et des tailles des réseaux. Pour le quatrième scénario elle est entre 200 et 400 pour les réseaux de 5 et 10 nœuds, aux environs de 600 itérations pour 15 et 1000 pour une taille de 20. Concernant les temps de résolution, ils peuvent être de plusieurs jours pour les réseaux de grandes tailles.

**Tableau 4.9 Résultats de la recherche locale et de la recherche avec tabous
combinées avec H1 et H2 (LS-H1, LS-H2, TS-H1 et TS-H2)**

Taille du réseau	Scénario	Coût (k\$) avec LS-H1	Coût (k\$) avec LS-H2	Coût (k\$) avec TS-H1	Coût (k\$) avec TS-H2
5	1	45 953	35 774	40 416	35 774
	2	41 872	39 308	40 930	38 415
	3	58 364	56 366	52 775	54 410
	4	67 111	60 602	65 898	60 602
10	1	128 552	103 826	113 283	100 192
	2	145 078	116 797	131 203	110 711
	3	180 156	158 748	173 388	155 197
	4	264 173	220 372	220 080	216 071
15	1	255 467	219 947	246 939	219 947
	2	264 173	257 486	259 021	253 574
	3	475 842	482 684	473 346	473 873
	4	526 706	484 897	501 778	480 892
20	1	560 113	427 942	545 403	427 942
	2	612 810	480 892	605 380	469 844
	3	898 598	816 491	819 730	816 346
	4	1 086 986	940 200	1 012 971	924 501

CHAPITRE 5

Approche multi-objectifs

5.1 Principe et stratégie

La recherche multi-objectif ou multicritère est une recherche qui mesure des éléments dans un espace de solutions selon plusieurs facteurs. Elle est utilisée dans divers domaines notamment dans l'ingénierie et la finance. Beaucoup de classes et de méthodes ont été proposées surtout depuis les années soixante, mais la recherche multi-objectif reste encore un axe de recherche très important. D'une manière succincte, cette recherche consiste à trouver une ou des solutions optimales de compromis. Il s'agit par exemple de trouver celles avec ce qu'on appelle un vecteur maximum dans un espace discret (Belton et Stewart, 2002). Comme la qualité d'une solution est généralement sujet à un contexte donné et peut dépendre des plusieurs facteurs parfois difficiles à démêler, la recherche multi-objectif est un standard objectif de jugement pour évaluer et sélectionner des solutions selon plusieurs critères qui sont sans corrélation apparente voir même contradictoires. La fonction du coût est généralement un vecteur de plusieurs composantes. Il s'agit le plus souvent d'une somme pondérée de plusieurs fonctions décrivant l'utilité ou la dominance relative à un critère donné (Parlos, 2000). L'optimalité dans le contexte de la recherche multi-objectif, est un ensemble de

solutions qui optimise plusieurs composantes à la fois du vecteur coût. Cet ensemble est plus connu comme l'ensemble Pareto optimal. Chacune de ses solutions est optimale dans le sens où on ne peut améliorer une composante du vecteur coût sans dégrader au moins une ou plusieurs autres composantes. Le choix de la solution finale parmi cet ensemble peut dépendre du designer selon des critères subjectifs ou de convenance, ou bien selon la priorité d'un facteur particulier ou d'une valeur globale d'utilité composée d'un jeu de poids de tous les facteurs (Talbi, 2006).

L'idée de cette recherche multi-objectif découle du fait que deux facteurs impliqués dans le design de réseau s'opposent. D'un côté, la minimisation du coût de l'infrastructure est primordiale car les dépenses à engager peuvent être très importantes, de l'ordre de quelques millions de dollars par exemple pour des réseaux de 15 à 20 nœuds distribués à la grandeur de l'Amérique du nord. D'un autre côté, les revenus principaux du fournisseur de service proviennent des requêtes satisfaites de ses clients. Plus l'exploitant du réseau veut augmenter ses revenus, en satisfaisant de plus en plus de requêtes, plus il aura besoin de ressource et d'infrastructure qui engendreront par conséquent un investissement plus important. Parfois, la satisfaction d'un seul OC-3 supplémentaire entraîne l'installation d'une nouvelle fibre possiblement de plusieurs centaines de kilomètres. Il est évident que ce genre de décision peut être non rentable économiquement. Mais la gestion de ces décisions n'est pas évidente non plus, car il est difficile de repérer la ou les requêtes qui entraînent cette situation de gaspillage dans le réseau. Un compromis financier doit être trouvé entre l'investissement consenti dans le réseau et les profits escomptés de son exploitation. Il est donc important de se doter d'un

instrument objectif pour trouver le meilleur compromis. Cet instrument est la recherche multi-objectif. Il n'existe pas non plus une résolution générique de ce problème, car cette recherche dépend fortement de plusieurs facteurs qui sont propres à chaque situation. Ces facteurs sont aussi bien techniques qu'économiques, techniques dans le sens de la disponibilité des technologies, du bon fonctionnement des éléments installés dans le réseau et de la réalisabilité du projet. Les facteurs économiques peuvent être déterminés par exemple par une étude de marché pour estimer la demande de service et le prix de location de circuits à facturer pour transporter les requêtes des clients. Aussi, la négociation avec les manufacturiers permet d'estimer le coût des équipements électroniques et optiques du réseau.

Selon Talbi (2006) pour l'optimisation multi-objectif, plusieurs classes de recherche sont proposées. La classe qui nous intéresse plus particulièrement est celle des méthodes à base de transformation du problème en un problème uni-objectif. Elles sont très pratiques mais supposent par contre une bonne connaissance du problème. Dans cette classe plusieurs méthodes peuvent être employées. Nous avons choisis la méthode d'agrégation. Elle consiste à combiner linéairement les n différentes fonctions de coût f_i en une seule (F). La fonction globale de coût devient aura donc la forme suivante

$$F(x) = \sum_i^n \lambda_i f_i(x) \quad (5.1)$$

où les poids $\lambda_i \in [0,1]$ et $\sum_i^n \lambda_i = 1$.

La première fonction que nous utilisons est celle du coût de l'infrastructure réseau et la deuxième est celle du volume des requêtes non acheminées. Il est évident que le coût de l'infrastructure réseau et le volume des requêtes non satisfaites ne sont pas directement comparables. Cependant, il est délicat de confronter des dollars avec des unités d'OC-3. Ce type de problématique dans la recherche multi-objectif n'est pas nouveau. Toujours selon Talbi (2006), une unification des unités ainsi qu'une mise à l'échelle sont indispensables pour explorer l'espace de solution. La fonction (5.1) peut être transformée comme suit.

$$F(x) = \sum_i^n c_i \lambda_i f_i(x) \quad (5.2)$$

Où les pondérations c_i sont estimées par le planificateur du projet.

Le volume de requêtes non satisfaites peut revenir à une perte de revenu en dollars. Nous ne prétendons pas présenter une fonction sophistiquée de perte de revenu car cela n'est pas de notre compétence d'une part et que ce n'est pas le but de cette thèse d'une autre part. Cependant, comme le revenu peut être calculé par exemple sur la base d'une projection de rétributions escomptées sur plusieurs années ou sur un étalement de l'amortissement des investissements, nous proposons une approche qui nous paraît réaliste en mettant en correspondance le revenu engendré par la satisfaction d'une requête avec coût relatif de l'installation d'une fibre pour transporter cette requête. Notre fonction de coût a donc le format de l'équation (4.1), nous proposons la fonction suivante.

$$(1-p) \left(\sum_{i \in N} \sum_{\substack{j \in N \\ i \neq j}} a_{ij} \left(\sum_{f=1}^{\beta_{ij}} x_{ij}^f \right) + \sum_{\substack{m \in N \\ m \neq n}} \sum_{n \in M} (b_m + b_n) \omega_{mn} \right) + p \left(\gamma \sum_{o \in N} \sum_{\substack{d \in N \\ d \neq o}} \frac{a_{od}(1) \theta^{odt} \delta^t}{\varepsilon |F_{od}|} \right) \quad (5.3)$$

Où $p \in [0,1]$.

La recherche multi-objectif tentera de minimiser simultanément les coûts de l'infrastructure réseau et la perte de revenu engendrée par l'élagation de certaines requêtes et ce, selon les poids que le planificateur aura fixé. Comme il est parfois difficile de fixer à priori les pondérations, nous proposons dans nos simulations que le paramètre p suive un certain pas. De cette manière, le planificateur pourra observer l'évolution des solutions et choisir les régions intéressantes et de s'y concentrer. Une limitation de l'utilisation de cette classe de recherche multi-objectif est la grande sensibilité de cette dernière aux poids fixés par le planificateur, cependant, ce processus peut être itératif.

Nous proposons que pour chaque jeu de pondérations, une recherche avec tabous soit lancée pour trouver une bonne solution de compromis. Comme nous utilisons des pas successifs relativement modérés d'une part et nous pensons qu'une solution trouvée pour un jeu de pondération peut être aussi convenante pour le prochain jeu d'une autre part, cette solution sera le départ de la recherche pour ce dernier jeu de pondération. Cela nous évite de recommencer à chaque fois par une topologie complète par exemple. Nos tests ont démontré que ce que nous proposons de faire de la sorte est plus efficace.

Aussi, pour ne pas trop influencer la recherche avec tabous, la liste taboue au départ de la prochaine recherche sera réinitialisée.

5.2 Intensification et diversification de la recherche

Une fois que la courbe du coût des solutions en fonction des pondérations est dessinée, le planificateur choisit le jeu de pondérations qui situe les solutions convenables dans la région la plus intéressante. Le probable meilleur jeu de pondération étant ainsi fixé, une intensification de la recherche peut être employée pour améliorer la solution finale à utiliser. Nous proposons d'utiliser encore une fois la recherche avec tabous mais avec un nombre plus important d'itérations. La solution de départ sera celle trouvée précédemment pour ce même jeu de pondérations.

Pour tenter d'améliorer la recherche avec tabous, nous proposons une diversification après un nombre déterminé d'itérations. Cette diversification permet d'explorer d'autres régions de l'espace de solutions qui n'auraient probablement pas été visitées par la recherche avec tabous. Ainsi nous pensons augmenter les chances de trouver de meilleures solutions. Il est cependant délicat de fixer d'avance le nombre d'itérations permettant l'occurrence de la diversification. En effet, un nombre trop grand ne permettra pas d'explorer plusieurs régions et un nombre trop petit ne donnera pas la possibilité à la recherche d'explorer suffisamment chaque région.

La diversification que nous proposons est un transfert aléatoire d'une fibre optique d'une paire de nœuds vers une autre quand cela est possible. Tout d'abord, nous cherchons toutes les paires desquelles nous pouvons retirer une fibre sur le lien optique. Le choix de la paire de nœuds à sélectionner se fait aléatoirement. Dans une topologie vide, cette opération ne peut, bien évidemment, pas être effectuée. Une fois le retrait de la fibre réalisé, nous cherchons toutes les paires auxquelles nous pouvons ajouter une nouvelle fibre sur le lien optique. Ici aussi pour une topologie complète, cette opération ne peut être exécutée. La paire à traitée étant sélectionnée aléatoirement, nous rajoutons une fibre entre les nœuds. L'ajout et l'élimination de chacune des fibres est indépendant de la liste taboue courante. Cependant, les mouvements inverses des deux dernières manipulations sont rajoutés à cette liste selon les conditions que nous avons décrites précédemment. Cela évite à la recherche avec tabous le cas échéant de retourner rapidement à l'ancienne région.

Nous nous contenterons de ce nous avons présenté comme moyens pour intensifier et diversifier la recherche avec tabous. Cependant, comme proposé dans l'étude présentée par Pierre et Houeto (2002), il est parfois judicieux d'ajouter une mémoire à moyen terme et une mémoire à long terme à la recherche avec tabous. Cela permet d'augmenter l'efficacité de l'exploration de l'espace de solutions.

5.3 Simulation et analyse

Pour nos simulations, nous reprenons les mêmes paramètres utilisés auparavant de la recherche avec tabous. Cependant, le nombre d'itérations de la recherche avec tabous pour chaque jeu de pondérations est de 100, nous employons un paramètre γ égal à deux et un pas fixe de 0,1 pour p . Lorsque $p = 0$, cela signifie que les coûts du projet sont exclusivement ceux de l'infrastructure, il n'y a aucune perte de revenu prise en compte. Dans ce cas, le planificateur n'a qu'à abandonner l'installation du réseau pour annuler le coût global. Lorsque $p = 1$, le seul coût qui compte est celui de la perte de revenu due aux requêtes non acheminées. Dans ce cas de figure, même une topologie physique complète sera optimale car le coût de l'infrastructure n'est pas pris en compte. Ces deux extrêmes sont évidemment non réalistes mais ce qui est intéressant c'est l'évolution des solutions entre les deux. En effet, plus la valeur de p augmente et plus la perte de revenu est dominante dans le coût global, il faut alors concéder de plus en plus d'investissements dans l'infrastructure réseau. Les résultats obtenus par la recherche multi-objectif pour un réseau de 20 nœuds avec nos quatre scénarios de trafic sont présentés dans les figures 5.1, 5.2, 5.3 et 5.4. La tendance illustrée dans cette figure est la même dans toutes nos simulations et ce pour les différentes tailles de réseau.

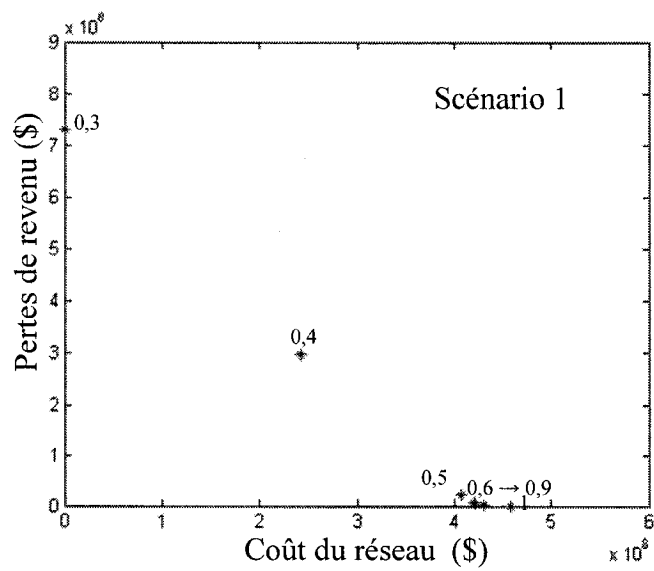


Figure 5.1 Recherche multi-objectif pour le scénario #1

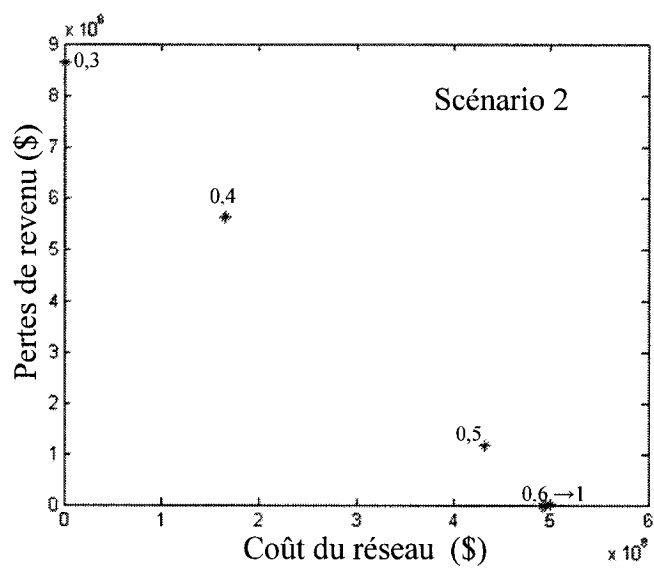


Figure 5.2 Recherche multi-objectif pour le scénario #2

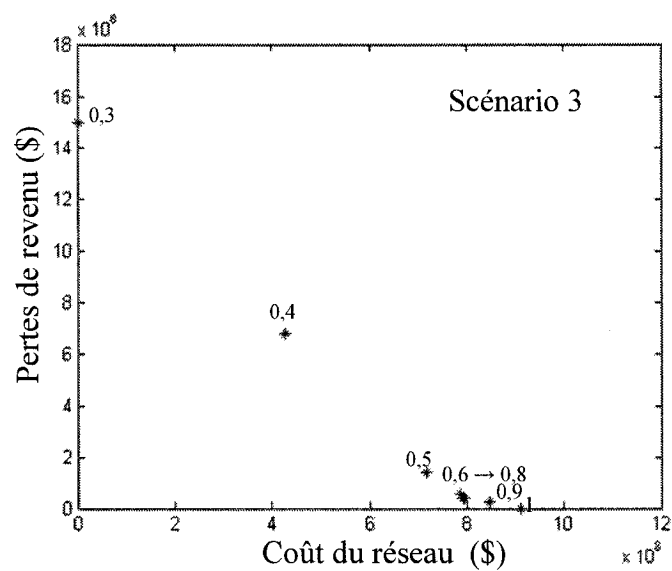


Figure 5.3 Recherche multi-objectif pour le scénario #3

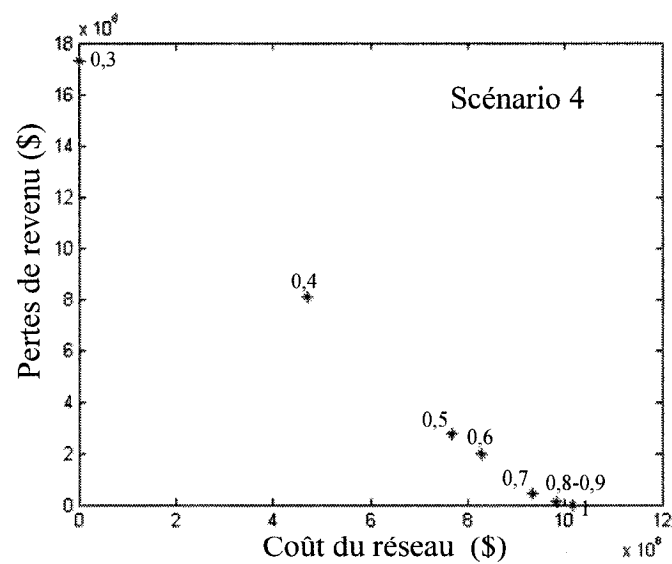


Figure 5.4 Recherche multi-objectif pour le scénario #4

Tout d'abord, nous voulons préciser que nous ne savons pas si la fonction du coût global est continue. En fait, nous ne savons pas non plus si les solutions se trouvent dans une enveloppe convexe. Il est probablement fastidieux de s'atteler à cette tâche, cela n'est pas l'objectif de cette thèse. Cela étant dit, concernant les résultats obtenus, nous notons que pour des pondérations de p inférieures ou égales à 0,3, la recherche multi-objectif indique qu'il est économiquement préférable de ne pas réaliser le projet et donc de ne pas installer le réseau. Ce seuil est aussi relié à la valeur de γ , en effet si nous changeons sa valeur, le seuil se déplace. Cette constatation découle du fait que la rentabilité du projet est fortement reliée aux revenus pour lesquels γ a une influence. Nous observons aussi que les distances entre la meilleure solution de chaque jeu de pondérations sont plus importantes pour les petites valeurs successives de p . À l'inverse, pour les plus grandes valeurs les meilleures solutions se retrouvent pratiquement dans la même région. Il est difficile d'avancer une explication pour ce phénomène. Nous pensons cependant que cela est probablement relié aux structures des fonctions que nous avons utilisées pour les coûts. Comme nous utilisons une dizaine de valeurs pour p et que le nombre d'itérations pour chacune d'entre elles est de 100, le nombre total d'itérations pour chaque scénario est donc de 1000. Il est à noter qu'il a fallu plusieurs jours de simulations pour obtenir les résultats de chacun des scénarios.

Après avoir obtenu les résultats de la recherche multi-objectif pour différents jeux de pondérations, nous avons sélectionné une valeur de 0,7 pour p pour la suite des simulations. Nous voulons maintenant intensifier et diversifier la recherche pour cette

valeur. Nous utilisons une recherche avec tabous ayant un nombre d'itérations maximal de 1000. Cette recherche utilise comme topologie de départ la meilleure solution trouvée pour cette valeur de p . Dans le but de distinguer les améliorations apportées par l'intensification d'une part et de la diversification d'une autre part, la recherche avec tabous est lancée successivement sans puis avec la diversification. Les résultats moyens obtenus pour les différentes tailles de réseau sont présentés dans la figure 5.5.

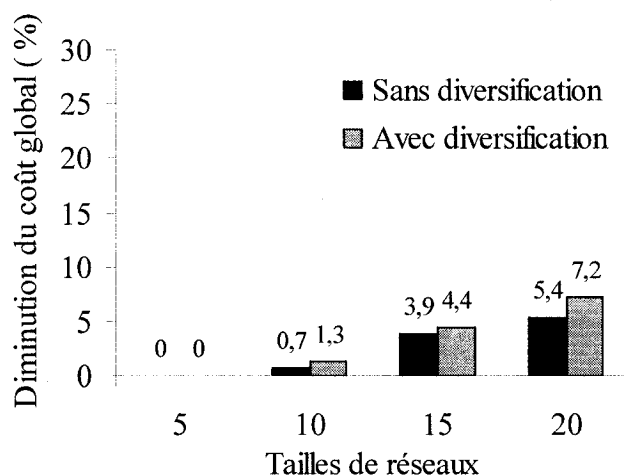


Figure 5.5 Optimisation du coût global des solutions

Nous remarquons que l'intensification apporte des améliorations sauf pour le réseau de taille 5. Cela est probablement dû à la petite taille de ce réseau par rapport à la centaine d'itérations que nous avons réalisé successivement précédemment. Les améliorations apportées pour les autres tailles de réseaux peuvent concerner aussi bien le coût de l'infrastructure que celui de la perte de revenu. Cependant, nous nous attendions

à de plus importantes améliorations du coût global vu que nous utilisons maintenant 1000 itérations. Nous pouvons expliquer cela par le fait que lors de l'exploration pas à pas, la meilleure solution pour une valeur de p de 0,7 est obtenue après 700 itérations. Bien que la fonction objectif du coût global ait changé successivement jusqu'à la valeur 0,7 de p , le pas modéré ainsi que le nombre d'itérations consacrées à chaque étape peuvent avoir orienté au fur et à mesure la recherche vers une région intéressante pour cette valeur de p . De plus est, nous avons déjà observé que pour des grandes valeurs de p dont 0,7 fait en partie, la recherche a stationné dans une région relativement limitée permettant ainsi d'y consacrer plusieurs itérations et donc de bien l'explorer.

Bien que les tailles de réseaux tests soient différentes, nous avons utilisé le même nombre d'itérations après lequel la diversification est performée. Ce nombre est de 200 itérations. Donc nous aurons quatre diversifications durant les 1000 itérations. Concernant l'impact de cette diversification sur la qualité des solutions finales, nous notons qu'en moyenne elle apporte une amélioration minime. Dans certains cas, cette diversification a dégradé la meilleure valeur trouvée par l'intensification simple. Nous avons noté que le plus gros des améliorations est le fruit de l'intensification. En effet, la diversification apporte quelques dixièmes de pourcentage voir 1 ou 2 % par rapport la l'intensification simple. Cependant, ces améliorations même limitées peuvent réaliser une économie de quelques millions de dollars, ce qui n'est pas négligeable. Il serait intéressant d'observer l'impact de la diversification pour différents nombres d'itérations voir même l'impact d'une diversification plus drastique. Nous pouvons par exemple tester un transfert de n fibres à la place d'une seule, faire des échanges sur les liens

optiques ou toutes autres formes de combinaisons de ce genre sur la topologie physique.

Cependant nous nous sommes limités à ce que nous avons présenté dans cette thèse.

CHAPITRE 6

Conclusion

Ce travail de recherche a été motivé par l'importance et la complexité de la conception des réseaux WDM. Ces réseaux représentent l'infrastructure dominante chez les fournisseurs de services de télécommunications. La robustesse, la fiabilité et la rentabilité sont des aspects cruciaux dans la conception de ces réseaux optiques. L'efficacité de la gestion dans ces réseaux est aussi primordiale pour optimiser les ressources coûteuses et limitées. Elle a un impact direct sur la rentabilité et sur l'éventualité d'expansion du réseau.

Dans la littérature, plusieurs études ont été consacrées au design des réseaux WDM mais nous pensons avoir présenté une approche nouvelle et générale qui augmente les chances de succès d'un tel projet. Cette approche prend en compte aussi bien des considérations technologiques que des considérations économiques inhérentes à l'installation d'une infrastructure rentable, satisfaisant les services qu'elle doit offrir.

Dans ce qui suit, nous synthétiserons les travaux que nous avons effectués, puis, nous exposerons leurs limitations. Enfin, nous donnerons des orientations pour guider les futures recherches dans le domaine.

6.1 Synthèse de la recherche

Cette thèse a été dédiée au processus de conception des réseaux optiques WDM avec agrégation du trafic. Nous avons présenté un état de l'art le plus exhaustif possible dans le domaine de la planification des réseaux WDM et dans celui de l'agrégation de trafic. L'accent a été surtout mis sur l'intégration de l'ingénierie de trafic représentée par l'opération d'agrégation comme part entière du processus de design. Cette agrégation est considérée comme un moyen efficace pour optimiser l'utilisation des ressources du réseau. Nous avons proposé une approche générique et globale qui considère des réseaux quelconques pouvant avoir plusieurs fibres par lien, plusieurs longueurs d'onde par fibre ainsi que divers types de connexions qui y circulent.

Notre but était de trouver un réseau du coût minimum répondant aux exigences du planificateur. Nous avons utilisé comme entrées les informations que doit collecter le planificateur avant de démarrer le projet.

- Localisation des nœuds ;
- les matrices de trafic requises par les clients ;
- les technologies, protocoles et équipements disponibles pour les réseaux WDM ;
- les revenus escomptés de chaque connexion satisfaite

Dans la conception de ce réseau, nous avons intégré l'agrégation de trafic et nous nous sommes attachés à déterminer précisément les principales composantes. Ces composantes sont les suivantes.

- La topologie physique du réseau (interconnexion des nœuds et dimensionnement des liens) ;
- la configuration de chaque nœud (nombre de transpondeurs) ;
- la topologie virtuelle (matrice des *lightpaths*, chemin et longueur d'onde pour chacun de ces *lightpaths*) ;
- la sélection des connexions qui feront partie du même groupe ; et finalement
- le routage du trafic sur la topologie virtuelle.

Ce qui était les objectifs formulé au début de cette thèse.

Pour ce faire, nous avons développé un modèle mathématique le plus complet possible pour trouver des solutions optimales pour différents cas de figures. Dans ce modèle, nous avons tenu compte de plusieurs considérations très concrètes comme la limitation des ressources dans le réseau (sur les nœuds et sur les liens) ainsi que le niveau de robustesse requis par le planificateur. Des simulations ont été effectuées pour appuyer notre approche et prouver l'importance de l'intégration de l'agrégation de trafic sur la qualité des réseaux WDM. D'autres aspects relatifs aux caractères intrinsèques du trafic ont été testés pour mesurer leurs impacts sur le design final. Nous avons noté des

observations intéressantes qui attestent de l'importance de l'exactitude de l'estimation du trafic initial.

Le problème que nous tentions de résoudre est NP-difficile. Il n'a rien perdu de son caractère complexe après les quelques simplifications que nous avons proposées. La motivation du choix d'opérer ces simplifications est lié au fait que ces considérations ont été déjà bien explorées dans d'autres études. Nous nous sommes donc concentré sur ce que nous considérons comme le but essentiel de cette thèse qui l'utilisation de l'agrégation de trafic dans la conception des réseaux WDM.

Nous avons proposé des heuristiques pour trouver des bonnes solutions dans des temps raisonnables. Ces dernières se basent sur une politique d'agrégation qui groupe le plus possible de connexions de mêmes origine et destination et qui minimise le nombre de sauts virtuels pour le trafic. Une recherche locale et une recherche avec tabous ont été employées pour améliorer les solutions trouvées par les heuristiques en explorant l'espace de solutions pour des réseaux de tailles importantes. Même avec ces méthode de résolution efficaces et bien implémentées, il nous a fallu plusieurs jours de simulations afin obtenir des solutions pour des réseaux de grandes tailles. Ces simulations n'auraient jamais été tentées avec une méthode exacte vu la complexité du problème.

Nous nous sommes aussi intéressés au dilemme du planificateur a qui l'ont demande de trouver un ordre de grandeur des investissements à engager pour rencontrer

une rentabilité donnée. La minimisation de l'investissement dans une infrastructure s'oppose par définition à la maximisation des revenus d'exploitation. Nous avons donc proposé une méthode objective pour aider le planificateur à trouver dans un premier temps les pondérations les plus intéressantes à appliquer au projet. Cette méthode consiste à une recherche multicritères pas à pas. Par la suite, un raffinement a été opéré pour trouver la meilleure solution de compromis possible. Ce raffinement consiste à exploiter des opérations d'intensification et de diversification de la recherche.

Nous pensons que les modestes contributions que nous avons apportées dans cette thèse peuvent être pertinentes aussi bien pour dans un cas concret de conception d'un réseau WDM que pour les futures recherches d'une façon générale dans ce domaine. Cependant, nous sommes conscients des limitations de ce que nous avons présenté.

6.2 Limitations des travaux

Plusieurs limitations sont présentes dans nos travaux. Nous en exposons dans ce qui suit les principales que nous avons relevées.

- En général, la robustesse du réseau est considérée au niveau des nœuds alors que nous l'avons considéré au niveau des liens pour des raisons de simplification. De

plus est, il n'y a aucune garantie quant à la robustesse des réseaux trouvés par nos heuristiques vu que nous y avons éliminé cet aspect.

- Nous avons considéré dans notre réseau que tous les nœuds avaient des fonctionnalités d'agrégation totale. Pour des raisons économiques, dans un cas concret, le réseau est hétérogène. Seulement quelques uns possèdent ces fonctionnalités, les autres nœuds ont des fonctionnalités d'agrégation de diverses granularités plus ou moins fines. Il aurait été donc plus intéressant de limiter ses fonctionnalités à certains nœuds, voir même essayer d'identifier les nœuds stratégiques auxquels ses fonctionnalités seraient attribuées.
- L'algorithme d'affectation de longueur d'onde que nous avons proposé n'est pas optimal. Le nombre des longueurs d'onde qu'il implique peut être très grand et donc la solution finale ne serait probablement pas utilisable dans un cas réaliste.
- Nos heuristiques ne tiennent pas compte des limites du nœud eu égard au nombre maximal de transpondeurs que l'on peut y installer.
- Pour la construction de la topologie virtuelle, nous nous sommes basé sur le volume de trafic à échanger dans un cas et sur une distribution équitable dans l'installation des *lightpaths* entre les nœuds dans le deuxième cas. Aussi, l'ordonnancement des paires de nœuds ainsi que les connexions à traiter découle d'un choix intuitif basé également sur le volume du trafic. Ces considérations peuvent ne pas être appropriées pour certaines distributions des requêtes.
- Une seule politique d'agrégation de trafic a été utilisée. Bien que donnant de bons résultats dans la littérature, elle n'est probablement pas optimale pour

maximiser systématiquement l'utilisation des ressources. D'autres auraient pu être testées pour identifier les cas où elles se distingueraient de la notre.

- Nous avons aussi utilisé dans nos heuristiques un algorithme du plus court chemin basé sur le nombre de sauts. Même si cette approche est généralement bien appréciée dans la recherche en plus d'être simple, elle n'est probablement pas optimale non plus. D'autres basées sur les états des liens auraient pu être plus appropriées dans certains cas de figures.
- Nous n'avons pas développé d'outils pour mesurer la qualité de nos solutions surtout pour des réseaux de grandes tailles. Une borne inférieure de qualité aurait été appréciée pour évaluer nos solutions finales.
- Dans la recherche multicritère nous avons considéré seulement deux facteurs qui sont le coût de l'infrastructure et les pertes de revenus pour trouver des solutions de compromis. D'autres facteurs peuvent influencer le choix final comme par exemple la distribution de la charge dans le réseau, le degré maximal du graphe etc.
- La formulation de la fonction de pertes de revenu est simpliste. En réalité, elle est plus complexe que cela et ne tient pas seulement compte du volume du trafic et de la distance à parcourir.
- Finalement, nous avons utilisé des pas fixes pour changer les pondérations dans la recherche multicritères. D'autres déplacements plus évolués et plus efficaces auraient pu être testés.

6.3 Indications pour les futures recherches

Au delà des modestes contributions que nous avons apportées dans cette thèse, plus d'effort doit être consenti pour l'amélioration des limitations que nous avons citées dans la section précédente. Il reste encore aussi beaucoup de pistes intéressantes à explorer dans le même cadre de recherche.

- prendre en considération la protection et la restauration des connexions dans la conception du réseau en parallèles avec l'approche que nous avons proposé;
- proposer des classes de services et identifier et grouper les connexions qui y appartiennent ;
- explorer un trafic hétérogène impliquant des trafics multicast ;
- développer de nouvelles politiques d'agrégation de trafic non encore explorées dans la littérature ;
- proposer un ensemble de chemins alternatifs pour chaque groupe de connexion afin de minimiser les risques de blocage ;
- présenter un modèle orienté revenu pour la planification de ce type de réseaux en impliquant toujours l'agrégation de trafic ;
- impliquer dans le processus de conception une ingénierie de trafic plus complexe incluant l'agrégation de trafic ainsi que d'autres techniques de gestion.

RÉFÉRENCES

AARTS, E. et LENSTRA, J. K., *Local Search in Combinatorial Optimization*, Wiley, 1997

AKGUN, I. et BUZLUCA, F., "Virtual topology reconfiguration on optical WDM considering traffic grooming", *Optical Switching and Networking*, vol. 3, no. 1, pp. 11-23, 2006.

AWDUCHE, D., BERGER, L., LI, T., SRINIVASAN, V. et SWALLOW, G., *RFC 3209*, IETF, décembre 2001.

ANDERSSON, L. et MADSEN, T., *RFC 4026*, IETF, mars 2005.

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "A Global Approach for Designing Reliable WDM Networks and Grooming the Traffic", *Computer and Operations research*, accepté et apparaîtra en 2007a.

BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "A Local Search Algorithm for the Global Design of WDM Networks Including the Traffic Grooming", *Conference on Wireless and Optical Communications (WOC 2007)*, accepté et apparaîtra en 2007b.

- BAHRI, A. et CHAMBERLAND, S., "Algorithms for Designing WDM Networks and Grooming the Traffic", *20th International Teletraffic Congress*, accepté et apparaîtra en 2007c.
- BARRY, R., "Model of blocking in all-optical networks with and without wavelength changer", *IEEE Journal on Selected Area in Communications*, vol. 14, pp. 858-867, juin 1996.
- BELTON, V. et STEWART, T. J., *Multiple Criteria Decision Analysis*, Kluter Academic Publisher, 2002.
- BIRMAN, A., "Computing approximate blocking probability for a class of all-optical network", *IEEE Journal on Selected Area in Communications*, vol. 14, pp. 852-857, juin 1996.
- BOUABDALLAH, N., PUJOLLE, G., DOTARO, E., LE SAUZE, N. et CIAVAGLIA, L., "Distributed aggregation in all-optical wavelength routed networks", *IEEE International Conference on Communications*, vol. 3, pp. 1806-1810, juin 2004.
- BRELAZ, D., "New Methods to Color the Vertices of a Graph", *Communications of ACM*, no. 4, vol. 22, pp. 251-256., 1979.
- CERUTTI, I. et FUMAGALLI, A., "Traffic Grooming in Static Wavelength-Division Multiplexing Networks", *IEEE Communications Magazine*, vol. 43, issue 1, pp. 101-107, janvier 2005.

CHAMBERLAND, S., KHYDA, D., O. et PIERRE, S., "Joint routing and wavelength assignment in wavelength division multiplexing networks for preferment and reliable paths", *Computers & Operations Research*, vol. 32, issue 5, pp. 1073-1087, mai 2005.

CHAMBERLAND, S., et SANSÖ, B., "On the Design of Multitechnology Networks", *INFORMS Journal on Computing*, vol. 13, no. 1, pp. 1-12, 2001.

CHEN, B., ROUSKAS, G. N. et DUTTA, R., "A Framework for Hierarchical Traffic Grooming in WDM Networks of General Topology", *IEEE Conference on Broadband Networks*, vol. 1, pp. 155-164, 2005.

CHERIYAN, J. et THURIMELLA, R. "Approximation Minimum-Size K-Connected Spanning Subgraphs via Matching", 37th *IEEE Symposium on Foundations of Computer Science*, pp. 292-301, octobre 1996.

CHIU A. et MODIANO, E., " Traffic grooming algorithms for reducing electronic multiplexing costs in WDM ring networks", *Journal of Lightwave Technology*, vol. 18, issue 1, pp. 2-12, 2000.

CHU, X. et LI, B., "Dynamic routing and wavelength assignment in the presence of wavelength conversion for all-optical networks", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 13, issue 3, pp. 704-715, janvier 2005.

CHVATAL, V., *Linear Programming*, Freeman, 1999.

CISCO SYSTEM INC., *10-GBPS Multirate Enhanced Transponder Card for the Cisco ONS 15454 Multiservice Transport Platforme*, Cisco System, Inc., 2005.

DOUMITH, E. A., GAGNAIRE, M., AUDOUIN, O. et DOUVILLE, R., "Network Nodes Dimensioning assuming Electrical Traffic Grooming in a Hybrid OXC/EXC WDM Network", *IEEE conference on Broadband Networks*, vol. 1, pp. 286-294, 2005.

DUTTA, R. et ROUSKAS, G. N., "On Optimal Traffic Grooming in WDM Rings", *IEEE J. Selected Areas in Communications*, vol. 20, no. 1, pp. 110-121, 2002.

DUTTA, R. et ROUSKAS, G. N., "Traffic grooming in WDM networks: past and future", *IEEE Network*, vol. 6, issue 6, pp. 46-56, 2002.

DZONGANG, C., GALINIER, P. et PIERRE, S., "A tabu search heuristic for the routing and wavelength assignment problem in optical networks", *IEEE Communications Letters*, vol. 9, no. 5, pp. 426-428, mai 2005.

EL HOUMAI, M., BASSIOUNI, M. A., et LI, G., "Optimal traffic grooming in WDM mesh network under dynamic traffic", *OFC 2004 Optical Fiber Communication Conference*, vol. 2, février 2004.

FARAHMAND, F., HUANG, X., JUE, J., P., "Efficient online traffic grooming algorithms in WDM mesh networks with drop-and-continue node architecture",

BroadNets 2004 International Conference on Broadband Networks, vol. 1, pp. 180-189, 2004.

GANGXIANG, S., BOSE S., K., CHENG T.,H. et LU C., "Designing WDM optical network for reliability: routing lightpaths efficiently for path protection", *OFC 2000 Optical Fiber Communication Conference*, vol. 3, pp. 50–52, mars 2000.

GANZ, A. et WANG, X., "Efficient algorithm for virtual topology design in multihop lightwave networks", *IEEE/ACM Transaction on Networking*, vol. 2, issue 3, pp. 217-225, 1994.

GAREY, M., R. et JOHNSON, D., S., *Computers and intractability: a guide to the theory of NP-completeness*, Freeman, New York (1979).

GERSTEL, O. LIN, P. et SASAKI, G., "Combined WDM and SONET Network Design", *Proc. INFOCOM*, pp. 734-743, 1999.

GLEESON, B., LIN, A., HEINANEN, J., ARMITAGE, A. et MALIS, A., *RFC 2764*, IETF, février 2000.

GUICHARD, J., LE FAUCHEUR, F. et VASSEUR, J., P., *Definitive MPLS Network Designs*, Cisco Press 2005.

GUMASTE, A. et ANTONY, T., *DWDM Network Designs and Engineering Solutions*, Cisco Press, 2002.

GORALSKI, W., *Optical Networking & WDM*, McGraw-Hill/Osborne, 2001.

HARDER, E. J., LEE, S. K. et CHOI, H. A. "On wavelength assignment in WDM optical networks", *Conference on Massively Parallel Processing of the Fourth International Using Optical Interconnections*, pp. 32-38, juin 1997.

HOUETO, F. et PIERRE, S., "Assigning cells to switches in cellular mobile networks using taboo search", *IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics Part B*, vol. 32, issue 3, pp. 351-356, 2002.

HOULE, A. C., JAUMARD, B., et SOLARI, Y., "Addressing the GRWA Problem in WDM Networks with a Tabu Search Algorithm", *Conférence canadienne en génie électrique et informatique IEEE*, pp. 1630-1633, mai 2005.

HUANG, X., FARAHMAND, F. et JUE, J. P., "An Algorithm for Traffic Grooming in WDM Mesh Networks with Dynamically Changing Light-Trees", *IEEE Global Communications Conference*, pp. 1813-1817, 2004.

HU, J. Q. et LEIDA, B., "Traffic Grooming, Routing, and Wavelength Assignment in Optical WDM Mesh Networks", *INFOCOM 2004 Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, vol. 1, pp. 495-501, mars 2004.

ILOG, Inc, *Using the CPLEX Callable Library and CPLEX Mixed Integer Library*, ILOG, Inc, 2000.

JONES, N. et MURTON, C., *RFC 3255*, IETF, 2002.

JOTHI, R., RAGHAVACHARI, B. et VARADARAJAN, S. "A $5/4$ -approximation algorithm for minimum 2-edge-connectivity", *Proceedings of 14th Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms*, pp. 725-734, janvier 2003.

KARP, P., D., K. MYERS, K., et GRUBER, T., "The Generic Frame Protocol ", International Joint Conference on Artificial Intelligence, pp. 768-774, 1995.

KAVIAN, Y. S. et NADERI, M., "An evolutionary approach to design WDM telecommunication survivable networks", *IEEE Conference on Engineering of Intelligent Systems*, pp. 1-6, 2006.

KLOTZ, W., "Graph Coloring Algorithms", *Mathematik-Bericht*, pp. 1-9, 2002.

KWANGIL, L. et SHAYMAN M. A., "Optical network design with optical constraints in IP/WDM networks", *IEICE Transaction on Communications*, vol. E88-B, no. 5, pp. 1898-1905, 2005.

LAUDE, J. P., *DWDM Fundamentals, Components, and Applications*, Artech House, 2002.

LEE, C. et PARK, E., K., "A Genetic Algorithm for Traffic Grooming in All-Optical Mesh Networks", *IEEE International Conference on Systems, Man and Cybernetics*, 2002, vol. 7, octobre 2002.

LUCENT TECHNOLOGIES INC., *Metropolis ADM MultiService MUX*, Lucent Technologies Inc., 2004a.

LUCENT TECHNOLOGIES, *TransLAN Card for Service Providers*, Lucent Technologies, 2004b.

MANNI, E., *RFC 3945*, IETF, octobre 2004.

MARTINI, L. et SMITH, T., "draft-ietf-pwe3-control-protocol-17", IETF, juin 2005.

MODIANO, E., et LIN, P. J, "Traffic Grooming in WDM Networks", *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, issue 7, pp. 124-129, 2001.

NEMHAUSER, G. et WOLSEY, L., *Integer and Combinatorial Optimization*, Wiley, 1988.

NORTEL NETWORKS INC., *OPTera Connect DX optical switch*, Nortel Networks Inc., 2003.

NORTEL NETWORKS INC., *TN-4T STM-4 Terminal Multiplexer*, Nortel Networks Inc., 2001.

PARLOS, P. M., *Multi-Criteria Decision Making Methods : A Comparative Study*, Kluwer, 2000.

PRATHOMBUTR, P., STACH J. et PARK, E., K., "An algorithm for traffic grooming in WDM optical mesh networks with multiple objectives", *ICCCN 2003 International Conference on Computer Communications and Networks*, pp. 405-411, octobre 2003.

RAMASUBRAMANIAN, S. et SOMANI, A. K., "Analysis of Optical Networks With Heterogeneous Grooming Architectures", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 12, no. 5, pp. 931-943, octobre 2004.

RAMASWAMI, R. et SIVARAJAN, N. K., "Design of Logical Topologies for Wavelength Routed Optical Networks", *IEEE JSAC/JLT Special issue on Optical Networks*, vol. 14, issue 5, pp.840-851, 1996.

RAMASWAMI, R. et SIVARAJAN, N. K., *Optical Networks: A Practical Perspective, Second Edition*, Morgan Kaufmann Publishers, 2002.

ROSEN, E., VISWANATHAN, A., CALLON, R., *RFC 3031*, IETF, janvier 2001.

ROSEN, E. et REKHTER, Y., *draft-satoru-mpls-bgp-multipoint-02*, IETF, juillet 2005.

RUBINSON, T. C. et TERPLAN, K., *Network Design, Management and Technical Perspectives*, CRC Press, 1999.

SMITH, V. J., OSMAN I. H., REEVES, C. R. et SMITH, G. D., *Modern Search Methods*, Wiley, 1996.

SRIDHARAN, A. et SIVARAJAN, K., "Blocking in all-optical networks", *INFOCOM 2000 Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, pp. 990-999, 2000.

SRINIVAS, N. et MURTHY, C. S. R., "Design and Dimensioning of a WDM Mesh Network to Groom Dynamically Varying Traffic", *Photonic Network Communication*, vol. 7, no. 2, pp. 179-191, 2004.

TALBI, E. G., *Parallel Combinatorial Optimization*, Wiley, 2006.

WOLSEY, L. A., *Integer Programming*, Wiley-Interscience Publication, 1998.

XIANG, B., YU, H., WANG, S. et LI, L., "QoS-specified traffic grooming algorithm in WDM mesh networks", *ICCCAS 2004 International Conference on Communications, Circuits and Systems*, vol. 1, pp. 633-637, juin 2004.

XIN, C., "Computing Blocking Probability of Dynamic Traffic Grooming in Mesh WDM Optical Networks", *BroadNets 2004 International Conference on Broadband Networks*, vol. 1, pp. 190-199, 2004.

XIN, C., QIAO, C. et DIXIT, S., "Traffic grooming in mesh WDM optical networks - performance analysis", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 22, issue 9, pp. 1658-1669, novembre 2004.

XIN, C. et WANG, B., "Logical topology design for dynamic traffic grooming in mesh WDM optical networks", *ICC 2005 IEEE International Conference on Communications*, vol. 3, pp. 1792-1796, mai 2005.

XIN, C., WANG, B., CAO, X. et LI, J., "Formulation of Multi-Hop Dynamic Traffic Grooming in WDM Optical Networks", *IEEE International Conference on Broadband Networks*, pp. 280-285, 2005.

XIN, C., YE, Y. et QIAO, C., "An Integrated lightpath provisioning approach in mesh optical networks", *OFC 2002 Optical Fiber Communication Conference*, pp. 547-549, mars 2002.

YAO, W., LI, M., et RAMAMURTHY, B., "Performance analysis of sparse traffic grooming in WDM mesh networks", *ICC 2005 IEEE International Conference on Communications*, vol. 3, pp. 1766-1770, mai 2005.

YAO. W. et RAMAMURTHY, B., "Constrained dynamic traffic grooming in WDM mesh networks with link bundled auxiliary graph model", *HPSR 2004 IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing*, pp. 287-291, 2004.

YAO. W., SAHIN, G., LI, M. et RAMAMAMURTHY, B., "Analysis of Multi-Hop Traffic Grooming in WDM Mesh Network", *IEEE Conference on Broadband Networks*, vol. 1, pp. 165-174, 2005.

- WANG, Y. et GU, Q., "Efficient algorithms for traffic grooming in SONET/WDM networks", *Conference on Parallel Processing*, pp. 355-365, 2006.
- ZHEMIN, D., HAMDI, M. LEE, J., Y., B. et LI, V., O., K., "Integrated routing and grooming in GMPLS-based optical networks", *IEEE International Conference on Communications*, vol. 3, pp. 1584-1588, juin 2004.
- ZHU, H., ZANG, H., ZHU, K., et MUKHERJEE, B. , "A Novel Generic Graph Model for Traffic Grooming in Heterogeneous WDM Mesh Networks", *IEEE/ACM Transactions on networking*, vol. 11, no. 2, pp. 285-298, avril 2003a.
- ZHU, K. et MUKHERJEE, B., "On-Line Approaches for Provisioning Connections of Different Bandwidth Granularity in WDM Mesh Networks", *OFC 2002 Optical Fiber Communication Conference*, vol. 4, no. 2, pp. 549-551, mars 2002a.
- ZHU, K. et MUKHERJEE, B., "Traffic Grooming in an Optical WDM Mesh Network", *IEEE Journal on selected area in communications*, vol. 20, no. 1, janvier 2002b.
- ZHU, K, ZHU, H. et MUKHERJEE, B., "Traffic Engineering in Multigranularity Heterogeneous Optical WDM Mesh Networks through Dynamic Traffic Grooming", *IEEE Network*, vol. 17, issue 2, pp. 8-15, 2003b.
- ZHU, Y. ROUSKAS, G. et PERROS, H., "A path decomposition approach for computing blocking probabilities in wavelength-routing networks", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 8, issue 6, pp. 747-762, décembre 2000.