

Université de Montréal

Groupage de trafic à coût minimum dans les réseaux anneaux WDM

par

Abdallah Jarray

Département d'informatique et
de recherche opérationnelle

Faculté des arts et des sciences

Mémoire présenté à la Faculté des études supérieures
en vue de l'obtention du grade de
Maître ès sciences (M. Sc.)
en informatique

Décembre, 2004

Copyright © Abdallah Jarray, 2004



QA

76

U54

2005

v. 019

Direction des bibliothèques

AVIS

L'auteur a autorisé l'Université de Montréal à reproduire et diffuser, en totalité ou en partie, par quelque moyen que ce soit et sur quelque support que ce soit, et exclusivement à des fins non lucratives d'enseignement et de recherche, des copies de ce mémoire ou de cette thèse.

L'auteur et les coauteurs le cas échéant conservent la propriété du droit d'auteur et des droits moraux qui protègent ce document. Ni la thèse ou le mémoire, ni des extraits substantiels de ce document, ne doivent être imprimés ou autrement reproduits sans l'autorisation de l'auteur.

Afin de se conformer à la Loi canadienne sur la protection des renseignements personnels, quelques formulaires secondaires, coordonnées ou signatures intégrées au texte ont pu être enlevés de ce document. Bien que cela ait pu affecter la pagination, il n'y a aucun contenu manquant.

NOTICE

The author of this thesis or dissertation has granted a nonexclusive license allowing Université de Montréal to reproduce and publish the document, in part or in whole, and in any format, solely for noncommercial educational and research purposes.

The author and co-authors if applicable retain copyright ownership and moral rights in this document. Neither the whole thesis or dissertation, nor substantial extracts from it, may be printed or otherwise reproduced without the author's permission.

In compliance with the Canadian Privacy Act some supporting forms, contact information or signatures may have been removed from the document. While this may affect the document page count, it does not represent any loss of content from the document.

Université de Montréal
Faculté des études supérieures

Ce mémoire intitulé :

Groupage de trafic à coût minimum dans les réseaux anneaux WDM

présenté par :

Abdallah Jarray

a été évalué par un jury composé des personnes suivantes :

Jean-Yves Potvin
président-rapporteur

Brigitte Jaumard
directeur de recherche

Abdelhakim Hafid
membre du jury

Mémoire accepté le, 19 janvier 2005

Résumé

Mots clés : Anneau, SONET, UPSR, BLSR, WDM, MSPP, SADM, OADM, FB, FNB.

Le projet de recherche porte sur la définition d'un modèle de programmation mathématique permettant l'étude de plusieurs scénarios de dimensionnement pour l'optimisation à coût minimum du groupage de trafic à faible débit et à plusieurs granularités dans les réseaux optiques SONET-WDM et MSPP en forme d'anneau.

Nous étudions différents scénarios d'architecture de réseaux et de modèles de trafic. Nous considérons le cas des anneaux unidirectionnels (UPSR) et bidirectionnels (BLSR), les flots non bifurqués et les flots bifurqués, avec ou sans contrainte de continuité de longueurs d'onde et avec des capacités de longueurs d'onde fixées à l'avance ou calculées selon le besoin minimum lien par lien selon le trafic. Le coût est estimé à travers le nombre de cartes de transport, considérées comme l'élément le plus coûteux dans les anneaux SONET-WDM et MSPP.

Les programmes mathématiques développés pour ces différents scénarios sont résolus à l'aide des bibliothèques de programmes de CPLEX-MIP. Les résultats sont comparés au schéma classique de dimensionnement des anneaux SONET-WDM avec un nœud de service (DXC+ SADM).

Les résultats de calcul obtenus à l'issue de ces travaux démontrent un gain considérable des coûts de conception d'un réseau SONET-WDM qui utilise des composantes intelligentes distribuées sur l'ensemble des nœuds de type MSPP par rapport à l'architecture classique avec un nœud de service.

Une étude comparative de plusieurs scénarios de dimensionnement sur des instances différentes de réseaux SONET-WDM et MSPP et de trafic démontre qu'une architecture BLSR sans contrainte de continuité de longueurs d'onde et avec des capacités de longueurs d'onde calculées selon les besoins serait un bon choix technologique pour mettre en place un réseau optimisé avec une architecture adaptée à plusieurs scénarios de trafic. Un tel scénario génère une réduction des coûts qui est de l'ordre de 8 à 40 % par rapport à la solution classique.

Abstract

Keywords : RING, SONET, UPSR, BLSR, WDM, MSPP, SADM, OADM, BF, NBF.

We consider the problem of traffic grooming in WDM and MSPP rings with low-rate traffic and heterogeneous granularities. While networks are no longer limited by transmission bandwidth, the key issue in WDM network design has evolved towards the processing capabilities of electronic switches, routers and multiplexers. Therefore, we focus here on traffic grooming with minimum interconnecting equipment cost.

We first formulate the problem as an integer linear programming (ILP) or a mixed integer linear programming (MILP) problem depending on the design specifications : UPSR vs BLSR, non bifurcated vs bifurcated flows, wavelength continuity vs free wavelength regeneration. Considering the case study of MSPP WDM rings, we define the cost by a function of the number of transport blades, taking into account that the number of MSPP transport blades makes up a significant portion of the total cost.

Using the CPLEX linear programming package, we next compare the optimal solutions of the ILP or MILP programs for different design assumptions, including the classical assumptions with a single hub where the lighpaths directly connect the hub to all others nodes.

The computation results obtained at the end of this work shows a significant profit on the cost design value of a SONET-WDM ring network using intelligent MSPP components compared to the classical architecture with a node service. We observe that as the size of the ring increases, differences increase. The distributed

electronic equipment design is clearly cheaper, with a much smaller number of wavelengths.

A comparative study of the various scenarios on different instances of SONET-WDM networks and MSPP and of traffic shows that BLSR architecture without any wavelength continuity constraint and a wavelength capacity calculated according to the traffic needs would be a good technical choice to set up an optimized network. It offers an architecture adapted for variable traffic network loads. Such a scenario offers a cost reduction which is about 8 to 40% compared to the traditional solution with a node service.

Table des matières

Résumé	i
Abstract	iii
Table des matières	v
Liste des tableaux	ix
Table des figures	xii
Liste des sigles et abréviations	xiv
Dédicaces	xv
Remerciements	xvi
1 Introduction	1
2 Les anneaux SONET-WDM	4
2.1 La fibre optique	4
2.2 Les technologies de multiplexage	7
2.2.1 Multiplexage FDM	7
2.2.2 Multiplexage TDM	8
2.2.3 Multiplexage WDM	9

<i>TABLE DES MATIÈRES</i>	vi
2.3 Les réseaux SONET	10
2.3.1 Equipements d'interconnexion	10
2.3.2 Architectures	13
3 Problème GRWA	22
3.1 Définition de la problématique	22
3.2 Contribution du mémoire	25
3.3 Revue de la littérature	27
3.3.1 Résolution heuristique	28
3.3.2 Résolution exacte	30
4 Modélisation mathématique	35
4.1 Introduction	35
4.2 Modèle Mathématique	35
4.2.1 Rappel sur la théorie de graphes	35
4.2.2 Modélisation	36
4.3 Fonction objectif	37
4.4 Contraintes génériques du problème	38
4.4.1 Contrainte de capacité d'une longueur d'onde	38
4.4.2 Contrainte de capacité d'un lien optique	38
4.4.3 Contrainte d'exclusivité de choix d'un lien optique	38
4.4.4 Calcul du nombre de ports MSPP	39

4.4.5	Calcul du nombre de cartes de transport MSPP	43
4.4.6	Contrainte de conservation des flots	44
4.5	Limite sur le nombre de sauts	47
4.6	Changement du signal de transport	47
4.7	Calcul de la charge du réseau :	48
4.8	Récapitulatif des scénarios de conception	49
4.8.1	Contraintes	49
4.8.2	Modèle	50
5	Résultats Numériques	54
5.1	Outils d'optimisation	54
5.1.1	La librairie d'optimisation Cplex	54
5.1.2	Méthodologie de résolution	54
5.1.3	Les outils d'accélération de la résolution	55
5.2	Instances des réseaux et modèles de trafic	56
5.3	Dimensionnement classique	59
5.4	Résultats de calcul de l'algorithme exact	69
5.4.1	Avec continuité de la longueur d'onde et capacité fixée du signal de transport	70
5.4.2	Sans continuité de la longueur d'onde avec capacité du signal de transport fixée.	74
5.4.3	Sans continuité de la longueur d'onde avec capacité du signal de transport calculée par le programme	78

TABLE DES MATIÈRES

viii

5.5	Récapitulatif des valeurs de la fonction objectif pour les différents scénarios de conception	80
5.6	Interprétation des résultats	82
6	Conclusion	84
	ANNEXE A	86
	Bibliographie	94

Liste des tableaux

2.1	Débit de transmission en OC-x/STS-x/STM-y et Mbit/s [32].	6
3.1	Solution avec 9 SADMs	25
3.2	Solution avec 8 SADMs	25
3.3	Comparaison des approches heuristiques.	32
3.4	Comparaison des approches exactes.	33
3.5	Suite de tableau 3.2.	34
4.1	Récapitulatif des scénarios de conception	49
5.1	Coût des cartes OC-48 et OC-192 en unité monétaire.	60
5.2	Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_4	61
5.3	Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_7	63
5.4	Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_{10a}	65
5.5	Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_{10b}	67
5.6	UPSR, flots non bifurqués avec continuité de la longueur d'onde.	70
5.7	UPSR, flots bifurqués avec continuité de la longueur d'onde.	71

5.8	BLSR, flots non bifurqués avec continuité de la longueur d'onde. . .	72
5.9	BLSR, flots bifurqués avec continuité de la longueur d'onde. . . .	73
5.10	UPSR, flots non bifurqués sans continuité de la longueur d'onde. .	74
5.11	UPSR, flots bifurqués sans continuité de la longueur d'onde. . . .	75
5.12	BLSR, flots non bifurqués sans continuité de la longueur d'onde. .	76
5.13	BLSR, flots bifurqués sans continuité de la longueur d'onde. . . .	77
5.14	UPSR, flots bifurqués avec capacité de la longueur d'onde calculée.	78
5.15	BLSR, flots bifurqués avec capacité de la longueur d'onde calculée.	79
5.16	Récapitulatif des valeurs de la fonction objectif dans le cas UPSR.	80
5.17	Récapitulatif des valeurs de la fonction objectif dans le cas BLSR.	81
5.18	Temps de calcul pour les différents scénarios	83
1	Matrice du trafic T_1^{OC-1}	86
2	Matrice du trafic T_1^{OC-3}	86
3	Matrice du trafic T_1^{OC-12}	87
4	Matrice du trafic T_2^{OC-1}	87
5	Matrice du trafic T_2^{OC-3}	87
6	Matrice du trafic T_2^{OC-12}	88
7	Matrice du trafic T_{3a}^{OC-1}	88
8	Matrice du trafic T_{3a}^{OC-3}	89
9	Matrice du trafic T_{3a}^{OC-12}	89
10	Matrice du trafic T_{3b}^{OC-1}	90

LISTE DES TABLEAUX

xi

11	Matrice du trafic T_{3b}^{OC-3}	90
12	Matrice du trafic T_{3b}^{OC-12}	91

Liste des figures

2.1	Les fibres monomode versus multimode [32].	6
2.2	Exemple de multiplexage fréquentiel de trois canaux téléphoniques [32].	7
2.3	Schéma de principe d'un multiplexage à répartition dans le temps [32].	8
2.4	Peigne de fréquences DWDM [32].	9
2.5	Multiplexeur à insertion/extraction SONET (SADM) [1].	10
2.6	Multiplexeur à insertion/extraction optique (OADM) [1].	11
2.7	Brasseur optique digital (DXC) [1].	12
2.8	Anneau SONET-SADMs [32].	13
2.9	Infrastructure DWDM [28].	14
2.10	Hierarchie d'un réseau SONET-WDM [1].	15
2.11	Anneaux UPSR et BLSR [18].	16
2.12	Anneaux SONET (WDM, SADMs et OADMs) [1].	17
2.13	Anneau SONET-WDM avec un nœud de service (hub).	19
2.14	Anneau SONET-WDM et MSPPs [23]	21

3.1	Deux solutions pour concevoir un anneau SONET-WDM [17].	23
4.1	La connexion k est un chargement au nœud v_i	40
4.2	La connexion k est un déchargement au nœud v_i	40
4.3	k est une connexion en transit au nœud v_i	41
4.4	k est groupée avec un chargement au nœud v_i	41
4.5	k est groupée avec un déchargement au nœud v_i	42
4.6	Nombre de ports d'entrée (IN) et de sortie (OUT) au nœud v_i	43
4.7	Un saut optique.	47
5.1	Anneaux UPSR/BLSR R_4 à 4 nœuds.	57
5.2	Anneaux UPSR/BLSR R_7 à 7 nœuds.	57
5.3	Anneaux UPSR/BLSR R_{10a} et R_{10b} à 10 nœuds.	58
5.4	Solution avec un nœud de service pour l'anneau R_4	62
5.5	Solution avec un nœud de service pour l'anneau R_7	64
5.6	Solution avec un nœud de service pour l'anneau R_{10a}	66
5.7	Solution avec un nœud de service pour l'anneau R_{10b}	68

Liste des sigles et abréviations

Acronyme	Description	Première utilisation
SADM	SONET Add Drop Multiplexer	10
OADM	Optical Add Drop Multiplexer	11
SONET	Synchronous Optical Network	5
WDM	Wavelength Division Multiplexing	8
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing	9
UPSR	Unidirectional Path Switching Ring	15
BLSR	Bidirectional Line Switching Ring	15
MSPP	Multiservice Provisioning Platform	20
DXC	Digital Cross-Connect	11
GRWA	Grooming Routing Wavelength Assignment	2

Dédicaces

L'amitié et la compréhension de ceux qui nous entourent sont tous à la fois, l'énergie et la récompense de nos efforts.

Aussi, ce mémoire est dédié :
à ma famille et à mes amis.

Remerciements

Au terme de ce mémoire, je tiens à exprimer mes gratitudes et mes hautes considérations à toutes les personnes qui m'ont accordé le privilège de réaliser ce travail.

J'ai aussi le plaisir d'exprimer mes remerciements les plus sincères à Madame Brigitte Jaumard, directrice de recherche, pour ses très précieux conseils et pour tout l'intérêt et le suivi qu'elle n'a cessé de démontrer durant ce projet.

Mes remerciements s'adressent également à Monsieur Alain Houle, professeur à l'université de Sherbrooke au département de génie électrique et informatique, pour les discussions fructueuses que j'ai tenues avec lui à propos de mon projet.

Que tout le personnel du DIRO, CRT et GERAD trouve ici toute ma plaidoirie et mes remerciements les plus sincères à leur collaboration et leurs conseils.

Chapitre 1

Introduction

Depuis le début des années 80, les travaux de recherche sur les technologies de transmission optique se sont accentués et ont connu un développement fulgurant. Ils ont permis une augmentation considérable de la capacité de transport de fibres optiques. L'élément clé est la transmission économique des données dans les réseaux de communications. Cette nouvelle génération de support de transmission a donné une base solide pour la construction des réseaux optiques avec un transport fiable des données. De tels réseaux avec un coût relativement faible et une capacité de transmission importante ont engendré une demande toujours croissante au sein des PME. Les réseaux optiques ont été utilisés pour la première fois au début des années 80 pour augmenter la bande passante des réseaux de télécommunications. Puis, ils ont été déployés dans les réseaux des données. Dans cette première génération des réseaux optiques, les données passent à travers les commutateurs électroniques avec les fonctions de routage traditionnelles. Les commutateurs intermédiaires utilisent la conversion optique - électrique et vice versa pour acheminer les données.

L'introduction dans les années 90 du multiplexage en longueurs d'onde (WDM) dans les transmissions optiques point à point a amené une augmentation phénoménale des capacités de transport d'information. Cependant l'architecture générale du réseau a conservé une structure liée aux techniques de commutation électronique, le domaine optique restant peu exploité en l'absence de dispositifs industrialisés ayant les fonctionnalités requises. Les systèmes électroniques sont plus lents que les systèmes optiques. Les goulots d'étranglement sont maintenant au niveau des routeurs où les données sont traitées.

Dans le but de réduire la charge du réseau et par conséquent le coût d'exploitation, il serait primordial de réduire le volume de trafic traité au niveau des nœuds de routage. Le groupage de trafic à faible débit en un flux à haut débit ainsi qu'une répartition optimale des équipements d'interconnexion sur l'ensemble des nœuds du réseau constitue une bonne alternative pour remédier à ce problème. Les marges de progrès actuelles se situent donc d'une part, dans le choix des équipements de routage et d'autre part, dans l'architecture du routage global.

C'est dans ce cadre précis que nos travaux de recherche sont réalisés. Ils ont été consacrés au problème de minimisation du nombre des équipements d'interconnexion de type carte de transport, utilisées comme interface entre le MSPP (Multi-Service Provisioning Plates-formes) et le SADM (SONET Add Drop Multiplexer), nécessaires pour acheminer toutes les demandes pour une matrice de trafic donnée, et ce dans le cas des réseaux en forme d'anneau. Une telle solution est obtenue par la résolution du problème GRWA, c'est-à-dire, trouver un groupage, un routage et une affectation des longueurs d'onde qui minimise le coût de mise en place du réseau optique en termes des cartes de transport. Ainsi, le mémoire est organisé comme suit.

Le chapitre 2 introduit l'architecture anneau SONET-WDM ainsi qu'une description détaillée de tous les éléments d'interconnexion nécessaires pour assurer les fonctionnalités de routage et d'acheminement du trafic.

Le chapitre 3 décrit la problématique et donne des exemples de résolution du problème GRWA (Grooming, Routing and Wavelength Assignment) dans les réseaux en forme d'anneau.

Le chapitre 4 est consacré à la modélisation mathématique du problème GRWA anneau dans le cas général et une étude des cas particuliers des anneaux avec/sans contrainte de continuité des longueurs d'onde.

Le chapitre 5 décrit les outils de résolution utilisés pour obtenir une solution optimale ainsi qu'un ensemble des techniques d'accélération de ces outils pour les problèmes réputés difficiles.

Le chapitre 6 présente les résultats numériques obtenus pour plusieurs scénarios sur différentes instances de réseaux et de modèles de trafic ainsi qu'une comparaison avec les solutions de dimensionnement classique avec un nœud unique de

service (DXC + SADM_s).

Nous concluons le mémoire avec les principaux résultats obtenus et nous discutons quelques axes pour des recherches futures.

Chapitre 2

Les anneaux SONET-WDM

2.1 La fibre optique

Aux fil des années, la fibre optique a remplacé progressivement le câblage en cuivre. Elle présente plusieurs avantages sur le média cuivre. Notons en particulier, la sécurité, la fiabilité et une amélioration des performances car la fibre optique n'émet pas de signaux électriques. Or un médium qui émet des signaux électriques peut être mis sur écoute. De plus, la fibre optique est insensible aux interférences électriques.

La fibre optique a toujours offert une bande passante plus importante que le médium cuivre. Les signaux qui transitent sur le support optique peuvent atteindre des distances allant jusqu'à quelques kilomètres sans problème d'atténuation. Il existe deux types de fibres optiques : le monomode et le multimode.

Un mode est un faisceau lumineux qui pénètre dans la fibre optique selon un angle particulier. Les fibres optiques multimodes utilisent des LEDs (Light Emitting Diodes) comme source lumineuse, tandis que les fibres optiques monomodes emploient généralement des lasers [31].

Les fibres multimodes ont un diamètre de coeur important (de 50 à 85 microns). Un rayon lumineux pénétrant dans le coeur de la fibre, à l'une de ses extrémités, se propage longitudinalement jusqu'à l'autre extrémité grâce aux ré-

flexions totales qu'il subit à l'interface entre le verre de coeur et le verre de gaine. Parmi les fibres multimodes, on distingue les fibres à faible indice ou saut d'indice (débit limité à 50 Mb/s) et les fibres à gradient d'indice (débit limité à 1 Gb/s). La fibre optique multimode permet à plusieurs modes de lumière de se propager dans la fibre. Etant donné que ces modes de lumière pénètrent dans la fibre sous différents angles, ils n'arrivent pas en même temps à l'autre extrémité de la fibre. Le phénomène est appelé la dispersion modale. La dispersion modale limite la bande passante et les distances pouvant être parcourus par la fibre multimode sans affecter la qualité du signal. C'est pour cette raison que la fibre multimode est généralement utilisée pour assurer la connectivité à l'intérieur d'un immeuble ou dans un environnement géographiquement restreint.

La fibre monomode a un diamètre de coeur (10 microns), faible par rapport au diamètre de la gaine (125 microns) et proche de l'ordre de grandeur de la longueur d'onde de la lumière injectée. L'onde se propage alors sans réflexion et il n'y a pas de dispersion modale. Le petit diamètre du coeur des fibres monomodes nécessite une grande puissance d'émission qui est délivrée par des diodes laser. La fibre optique monomode n'autorise qu'un seul mode de lumière à se propager. Il n'y a donc pas de phénomène de dispersion modale sur ce type de fibre. Par conséquent, elle assure une connectivité plus performante sur des distances plus grandes. La figure 2.1 [31] montre une fibre optique monomode et une fibre optique multimode.

Les fibres commercialisées aujourd'hui [32] proposent 4, 8, 16, 32 et même 80 canaux optiques à 2.5 Gbit/s. Les débits atteints avec de tels systèmes sont de 10, 20, 40, 80 et même 200 Gbit/s. Ainsi un système à 16 canaux de 2.5 Gbit/s, soit 40 Gbit/s, permet l'acheminement de 500 000 conversations téléphoniques simultanément sur une seule paire de fibre optique.

Dans la nomenclature SONET (Synchronous Optical Network), on utilise l'unité de bande passante OC-1 (Optical Carrier 1) ou le STS-1 (Synchronous Transport Signal Level 1) qui correspond à 810 DS-1, DS-1 étant l'unité de base de l'ancien système PDH (Plesiochronous Digital Hierarchy) et il correspond à un débit de 1.544 Mbit/s.

La nomenclature Européenne, homologuée par l'ETSI (European Telecommunication Standard Institute) est basée sur la norme SDH (Synchronous Digital Hierarchy), développée par la compagnie Bellcore, dans laquelle on utilise l'unité de base STM-1 (Synchronous Transport Module 1) correspondant à 2430 DS-1. Le tableau TAB 2.1 [32] donne le débit de transmission en unités OC-x, STS-x, STM-y et en Mbit/s.

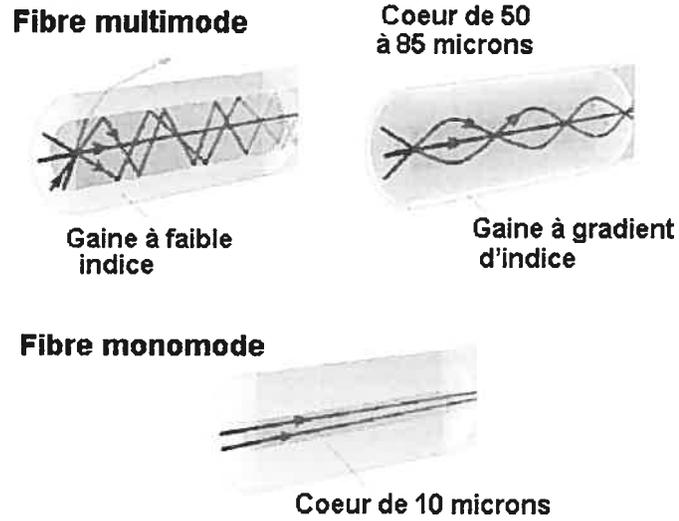


FIG. 2.1 – Les fibres monomode versus multimode [32].

débit STM-y	débit STS-x	débit OC-x	débit Mbit/s
STM-1	STS-3	OC-3	155.5
STM-3	STS-9	OC-9	466.56
STM-4	STS-12	OC-12	622
STM-6	STS-18	OC-18	933.12
STM-8	STS-24	OC-24	1244.16
STM-12	STS-36	OC-36	1866.24
STM-16	STS-48	OC-48	2048
STM-32	STS-96	OC-96	4976.64
STM-64	STS-192	OC-192	9550
STM-256	STS-768	OC-768	39800

TAB. 2.1 – Débit de transmission en OC-x/STS-x/STM-y et Mbit/s [32].

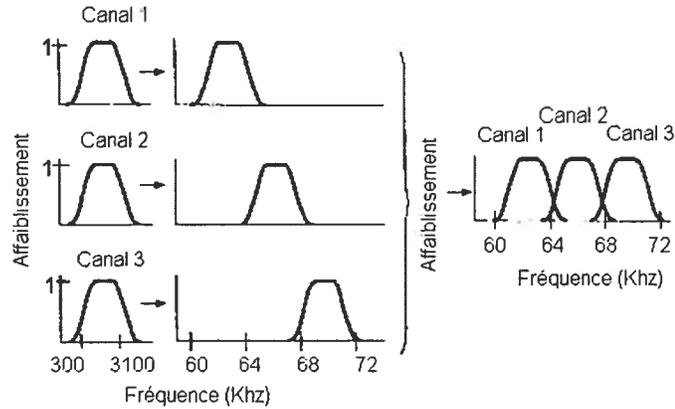


FIG. 2.2 – Exemple de multiplexage fréquentiel de trois canaux téléphoniques [32].

2.2 Les technologies de multiplexage

Le multiplexage est une technique qui permet de faire passer sur un canal les signaux venant de plusieurs canaux. Les signaux entrant dans le multiplexeur (MUX), et sortant du démultiplexeur (DEMUX), sont dits voies basse vitesse. Entre ces deux équipements se trouve une voie haute vitesse.

2.2.1 Multiplexage FDM

Le multiplexage FDM (Frequency Division Multiplexing) est une technique de multiplexage par division de la bande de fréquence [32]. Elle est utilisée pour accroître les débits du support de transmission. Le multiplexage fréquentiel consiste à partager la bande de fréquence en un certain nombre de sous bandes plus étroites (figure 2.2) et à affecter en permanence chacun de ces canaux à un usager. La technologie ADSL (Asynchronous Digital Subscriber Line) est un exemple d'utilisation de FDM. En effet, la ligne téléphonique possède une bande passante de 1Mhz et une seule bande de 4Khz est utilisée pour les communications téléphoniques. Il reste une bande passante importante non utilisée. C'est un multiplexage par fréquence qui va permettre son utilisation.

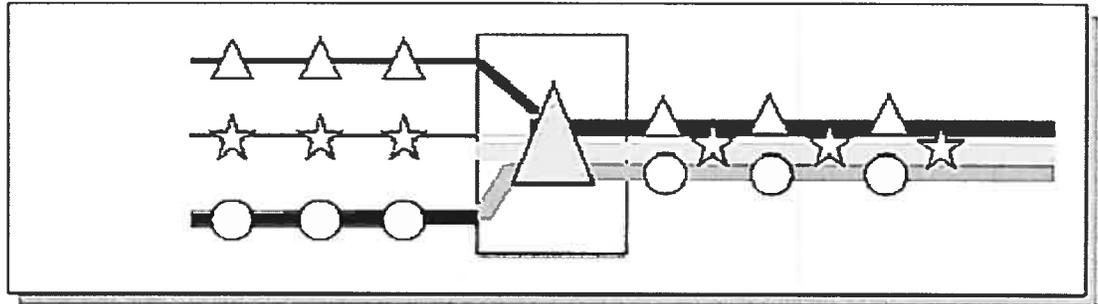


FIG. 2.3 – Schéma de principe d'un multiplexage à répartition dans le temps [32].

2.2.2 Multiplexage TDM

Le multiplexage TDM (Time Division Multiplexing) ou MRT (Multiplexage à répartition dans le temps) consiste à affecter à un usager la totalité de la bande passante pendant un laps de temps et à tour de rôle pour chaque usager (figure 2.3). Ainsi le multiplexage TDM permet de regrouper plusieurs canaux de communication à faible débit sur un seul canal à haut débit. On retrouve ce type d'utilisation sur les canaux T1 en Amérique de Nord qui regroupe par multiplexage temporel 24 voies à 64 kbit/s en une voie à 1.544 Mbit/s. Sur les canaux E1 utilisés en Europe, 30 voies analogiques sont regroupées en une voie à 2.048 Mbit/s. Le multiplexage TDM peut être utilisé indifféremment sur une paire torsadée ou sur une fibre optique, car il est indépendant du média de transmission.

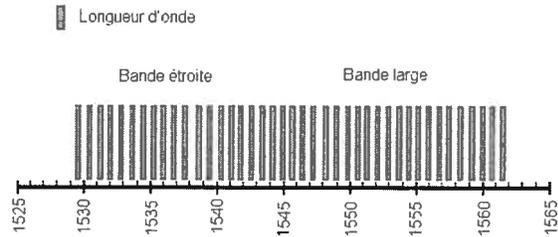


FIG. 2.4 – Peigne de fréquences DWDM [32].

2.2.3 Multiplexage WDM

A l'inverse de la technologie TDM qui n'utilise qu'une seule longueur d'onde par fibre optique, le multiplexage WDM (Wavelength Division Multiplexing) met en oeuvre un multiplexage des longueurs d'onde. L'idée est de véhiculer simultanément dans une fibre optique plusieurs trames de signaux numériques sur des longueurs d'onde distinctes. La fibre optique est adaptée à ce type d'usage. En effet, elle dispose d'une bande passante de l'ordre de 25 000 Ghz. Elle présente donc, un fort potentiel au multiplexage avec un très grand nombre de canaux et sur des longues distances.

La norme ITU-T G692 définit la plage de longueurs d'onde dans la fenêtre de transmission 1530 à 1565 nm [32] avec un espacement entre deux longueurs d'onde de 0.8 à 1.6 nm dans le cas de fibres monomodes (figure 2.4).

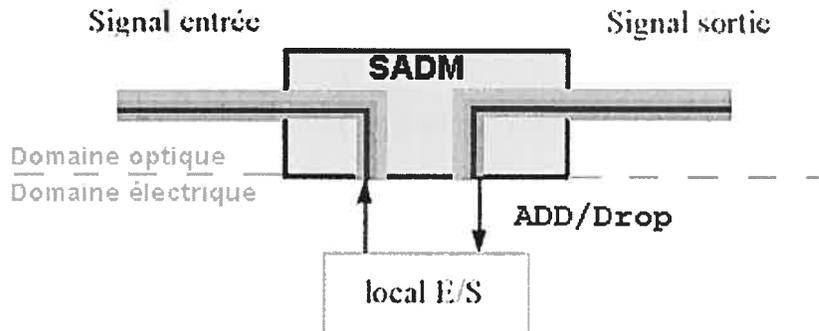


FIG. 2.5 – Multiplexeur à insertion/extraction SONET (SADM) [1].

2.3 Les réseaux SONET

2.3.1 Equipements d'interconnexion

1. Multiplexeur à insertion extraction SONET (SADM) [1].

Un SADM (figure 2.5) est un multiplexeur à insertion/extraction de signaux optiques. ces équipements ont la capacité de regrouper plusieurs signaux à faible débit pour former un signal à haut débit en utilisant la technique de multiplexage TDM. Ils jouent le rôle d'un point d'accès au réseau pour les signaux clients à faible débit et les autorisent ainsi à utiliser le canal de transport à haut débit pour parcourir le réseau. A un nœud donné du réseau, un SADM convertit le signal optique de transport à haut débit du domaine optique vers le domaine électrique. Il décharge les signaux clients qui ont atteint leurs destination, charge les signaux client qui partent du nœud courant sur le signal de transport à haut débit, convertit de nouveau le signal de transport du domaine électrique vers le domaine optique et finalement injecte le signal de transport optique à haut débit résultant dans la fibre correspondante à la sortie du nœud pour atteindre le nœud suivant.

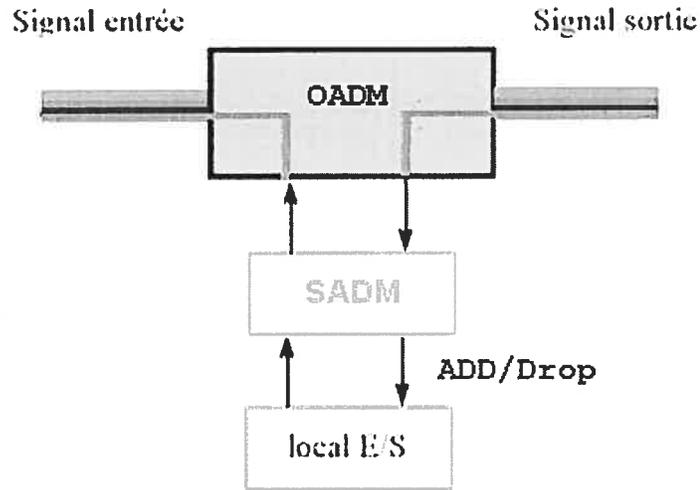


FIG. 2.6 – Multiplexeur à insertion/extraction optique (OADM) [1].

2. Multiplexeur optique à insertion extraction (OADM)

Un OADM (figure 2.6) est utilisé uniquement dans le domaine optique tandis qu'un SADM est utilisé comme une interface entre le domaine électrique et le domaine optique. Un OADM autorise l'ajout ou l'extraction d'un ou de plusieurs signaux optiques du signal multiplexé WDM, à n'importe quel point de la fibre physique. A un nœud donné du réseau, un OADM joue le rôle d'un commutateur ou d'un aiguilleur optique. A partir du signal multiplexé WDM, il rédirige vers le SADM uniquement les longueurs d'onde qui transportent des signaux clients qui ont pour destination le nœud courant. Ainsi un SADM n'a plus besoin de convertir la totalité du signal de transport optique à haut vitesse.

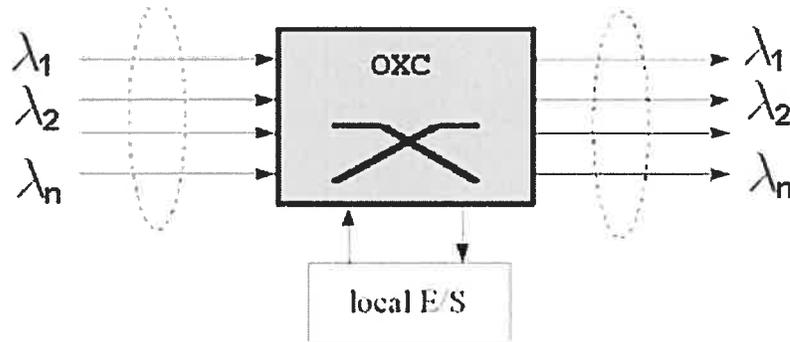


FIG. 2.7 – Brasseur optique digital (DXC) [1].

3. Brasseur optique digital (DXC)

Avec la généralisation du multiplexage en longueurs d'onde, les nœuds du réseau deviennent naturellement des centres d'aiguillage où les différentes longueurs d'onde transportées sur une fibre sont orientées vers leurs fibres de destination respectives (figure 2.7). Les fonctions de réseau réalisées par l'aiguillage optique peuvent être classées en fonction du niveau d'aiguillage :

- la répartition de fibre (ou de canal) consiste à aiguiller n'importe quel signal multiplexé optique entrant vers un signal multiplexé (ou un canal) de sortie,
- le brassage consiste à mélanger dans un signal multiplexé optique des signaux provenant de fibres différentes ou de la même fibre,
- l'insertion/extraction est un cas particulier de brassage consistant à extraire ou insérer, en un point d'une liaison, un ou plusieurs signaux parmi tous les signaux clients qui traversent ce nœud.

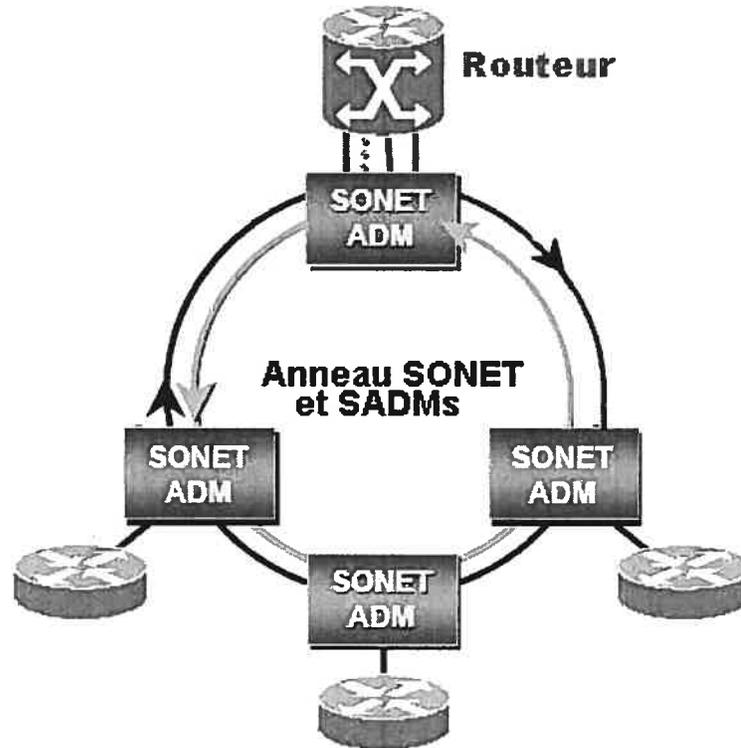


FIG. 2.8 – Anneau SONET-SADMs [32].

2.3.2 Architectures

1. Réseaux SONET-SADM

Ils sont déployés essentiellement dans les réseaux MANs (Metropolitan Area Networks). Un anneau optique SONET-SADMs (figure 2.8) est formé d'un ensemble de SADMs (SONET Add Drop Multiplexer) et de multiplexeurs terminaux. Un SADM est installé à chaque nœud du réseau. L'inconvénient de cette première génération de réseaux SONET est qu'à chaque nœud du réseau on a besoin de faire une conversion optique électrique de chaque bit de données transmises.

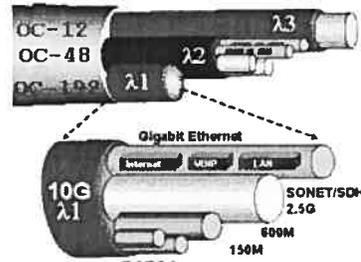


FIG. 2.9 – Infrastructure DWDM [28].

2. Réseaux SONET-WDM

1. Infrastructure

Le multiplexage WDM et plus précisément DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing) apporte une réelle solution aux pénuries de bande passante. Jusqu'à présent le développement des réseaux de télécommunication était basé sur l'utilisation de technologies de type SONET sur TDM. Mais avec l'arrivée de cette technologie, il est désormais possible de multiplier par 16 la bande passante de réseaux optiques traditionnels. L'utilisation couplée de ces deux technologies permet d'obtenir des réseaux optiques intégrant les points forts de l'infrastructure SONET et de la technologie de multiplexage par longueurs d'onde (figure 2.9). En effet, le multiplexage en longueurs d'onde (WDM) complète les nœuds optiques dans les réseaux métropolitains. Tandis que les nœuds multiservices ciblent les services mégabits avec des fonctionnalités intelligentes d'agrégation, le multiplexage WDM métropolitain est orienté vers les services transparents à des débits de plusieurs centaines de Mbit/s, voire de plusieurs gigabits par seconde. En intégrant des fonctions de multiplexeur à insertion-extraction optique, les nœuds optiques multiservices peuvent joindre directement les anneaux WDM, extraire jusqu'à quatre canaux et agréger le trafic TDM. Par conséquent, on peut utiliser les mêmes anneaux d'infrastructure ou d'accès pour répondre aux clients. Un réseau optique, utilisant SONET-WDM, se structure comme illustré dans la figure 2.10.

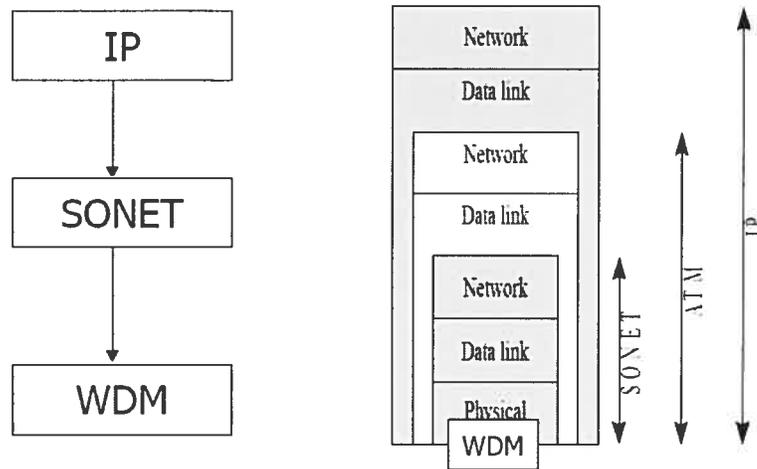


FIG. 2.10 – Hiérarchie d'un réseau SONET-WDM [1].

2. Architecture d'un réseau SONET-WDM

Les besoins actuels en bande passante ont largement dépassé les prévisions. Avec la maturité de la technologie de multiplexage WDM, les réseaux anneaux SONET-WDM en forment la solution. Ils sont actuellement largement déployés au sein des réseaux MAN (Metropolitain Area Network) et des réseaux LAN (Local Area Network). Il existe deux types de réseau anneau SONET-WDM (figure 2.11) les réseaux UPSR et les réseaux BLSR. Dans la topologie UPSR (UR-2), il y a deux anneaux unidirectionnels dans deux directions opposées. L'anneau principal sert à acheminer le trafic en situation normale, le deuxième anneau est activé en cas de panne. Dans l'anneau BLSR (BR-2), la moitié de longueurs d'onde de chacun des anneaux est utilisée en mode de fonctionnement normal, l'autre moitié est utilisée en situation d'urgence. Un anneau SONET-WDM Multi-fibre utilise un multiple de 2 ou 4 fibres et peut être de type UPSR ou BLSR.

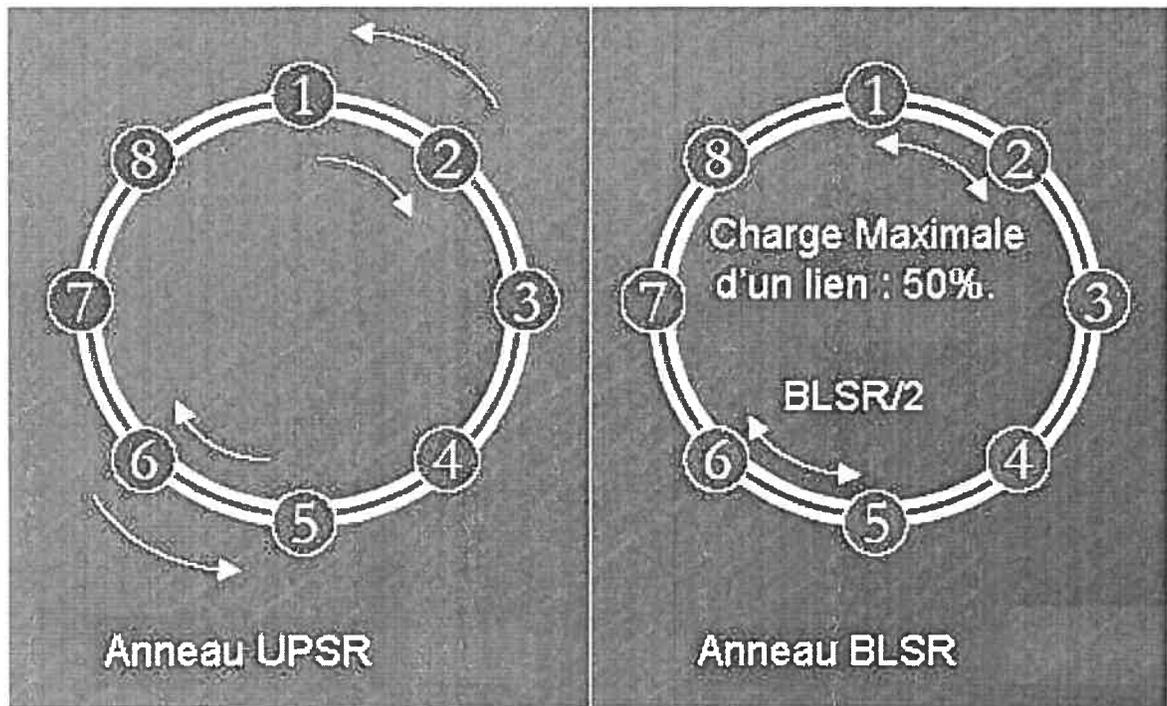


FIG. 2.11 – Anneaux UPSR et BLSR [18].

3. Configuration SONET-WDM

(a) Topologie SADMs et OADMs

Cette première génération des réseaux SONET-WDM propose une topologie réseau avec des SADMs et des OADMs. A un nœud donné de l'anneau, on installe un OADM et un SADM pour chaque longueur d'onde. En utilisant un OADM, il est possible d'extraire uniquement un sous ensemble des signaux optiques à haut débit en se basant sur leurs longueurs d'onde respectives. Les signaux déchargés sont traités par les SADMs. Les signaux optiques à haut débit générés par les SADMs sont chargés de nouveau vers le multiplex WDM et sont ensuite envoyés au nœud suivant.

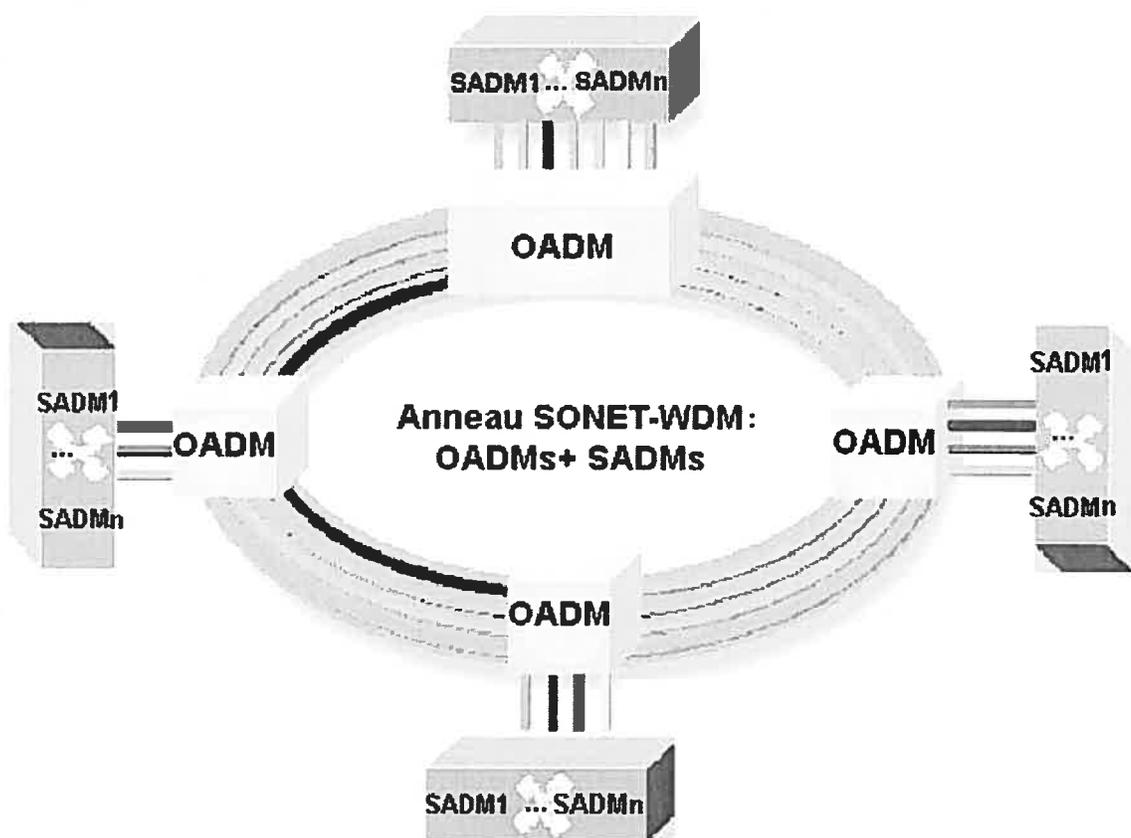


FIG. 2.12 – Anneaux SONET (WDM, SADM s et OADM s) [1].

(b) Topologie DXC, SADM et OADM

Cette topologie est appelée aussi architecture avec un nœud de service et elle est adaptée spécialement à l'architecture WDM en forme d'anneau. Dans cette topologie, on réserve un sous ensemble des longueurs d'onde pour la communication entre chaque nœud et le nœud central. Au niveau du nœud de service ou du nœud central, on installe un DXC (Digital Cross-connect) et un SADM par longueur d'onde. Chacun des nœuds restants de l'anneau possède un OADM qui charge et décharge uniquement les longueurs d'onde qui lui sont réservées. Le nœud de service adresse chaque longueur d'onde en démultiplexant la totalité du signal composite optique. Une fois que l'information est convertie dans le domaine électrique par le SADM et, dépendement de la configuration, le DXC regroupe le trafic qui vient de la longueur d'onde traitée avec le trafic destinée pour un nœud donné sur la longueur d'onde qui lui est réservée. Par conséquent l'architecture avec un nœud de service permet à chaque nœud d'envoyer du trafic vers n'importe quelle autre nœud, en configurant simplement le groupage effectué par le DXC au niveau du nœud central. Chaque paire de nœuds source et destination est reliée en deux sauts optiques. En effet, un saut entre le nœud source et le nœud de service (nœud central) et un saut entre le nœud de service et le nœud destination. La figure 2.13 donne un exemple d'anneau avec un nœud de service.

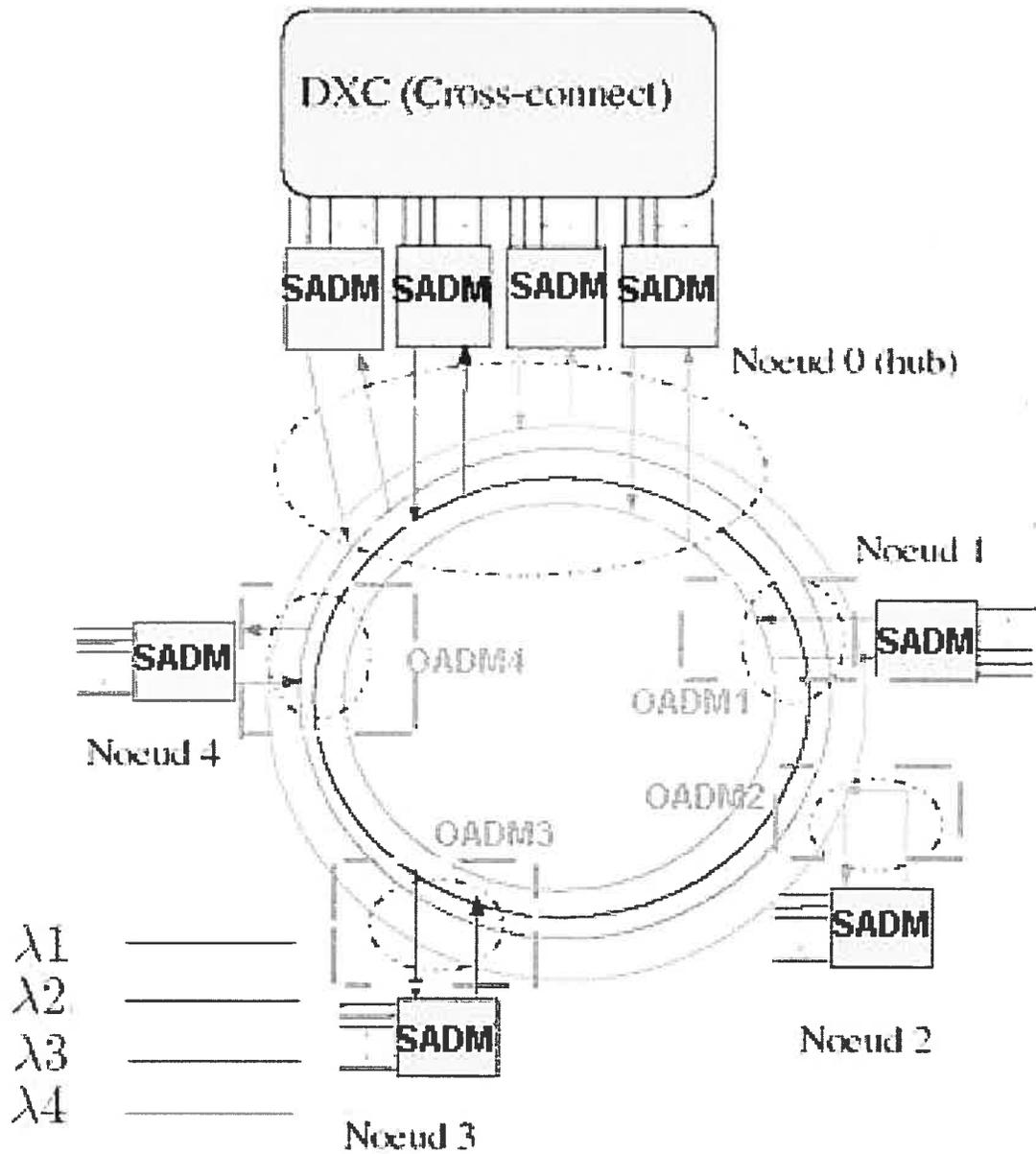


FIG. 2.13 – Anneau SONET-WDM avec un nœud de service (hub).

(c) Topologie OADMs et MSPPs

Dans les générations précédentes des réseaux optiques SONET, les fonctionnalités de transport optique, d'interconnexion et de groupage du trafic sont offertes par des équipements distincts. Par exemple, le SADM offre le transport optique, l'insertion et l'extraction des longueurs d'onde. Le brasseur optique (DXC Digital Cross-Connect) permet l'interconnexion de plusieurs fibres optiques ainsi que l'insertion et l'extraction du trafic local. D'autres équipements offrent le transport et des services spécialisés pour l'Ethernet et d'autres types de réseaux. Dans un réseau métropolitain, on a besoin de regrouper tous ces équipements dans une seule plate-forme ce qui augmente les coûts d'exploitation et rend impossible l'exécution efficace de certaines tâches essentielles comme l'installation, la mise à niveau et le contrôle de l'intégrité des équipements. La migration du réseau métropolitain vers un réseau multiservice optimisé pour les données devient une solution importante pour faciliter l'exploitation et l'organisation du réseau. Même si le réseau se compose d'équipements multiservices, les opérateurs ont besoin d'une vision bien structurée du réseau. la nouvelle génération des réseaux SONET-WDM et MSPPs en forme la solution.

Un MSPP (Multi-Service Provisioning Plates-formes) (figure 2.14) est un équipement SONET qui combine plusieurs fonctionnalités dans un seul chassis :

- 1- les équipements SONET :
 - SADM : le multiplexeur à insertion extraction SONET,
 - OADM : le multiplexeur à insertion extraction optique,
 - DXC : le brasseur optique.
- 2- les fonctionnalités non-TDM (Time Division Multiplexing) :
 - IP et le multiplexage au niveau 2,
 - WDM (Wavelength Division Multiplexing).
- 3- groupage, conversion et allocation automatique.

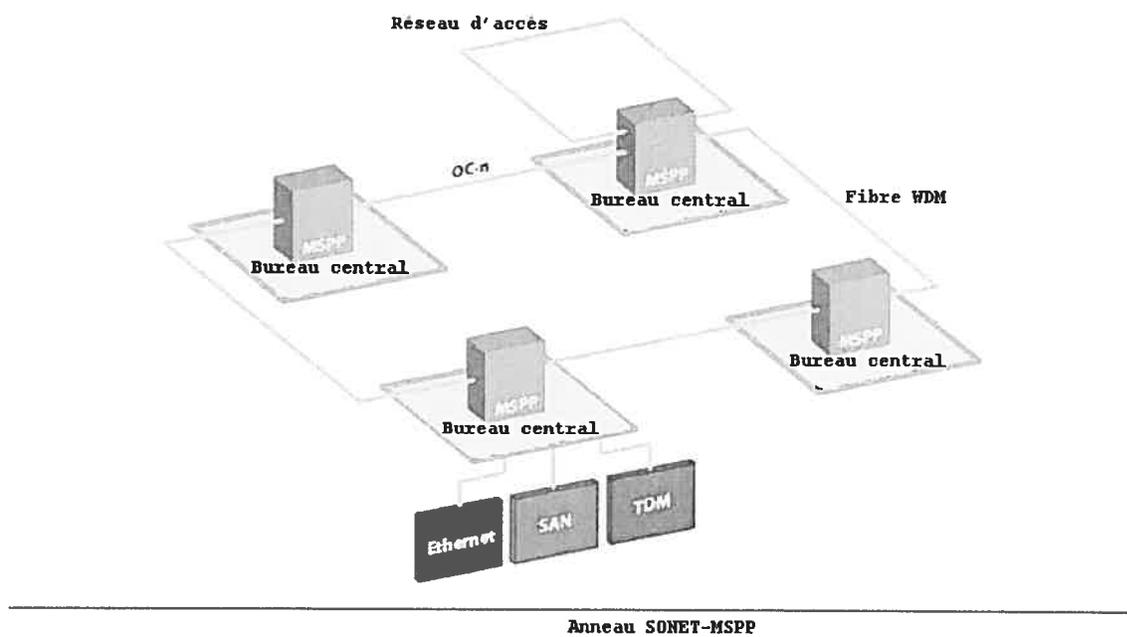


FIG. 2.14 – Anneau SONET-WDM et MSPPs [23]

Chapitre 3

Problème GRWA

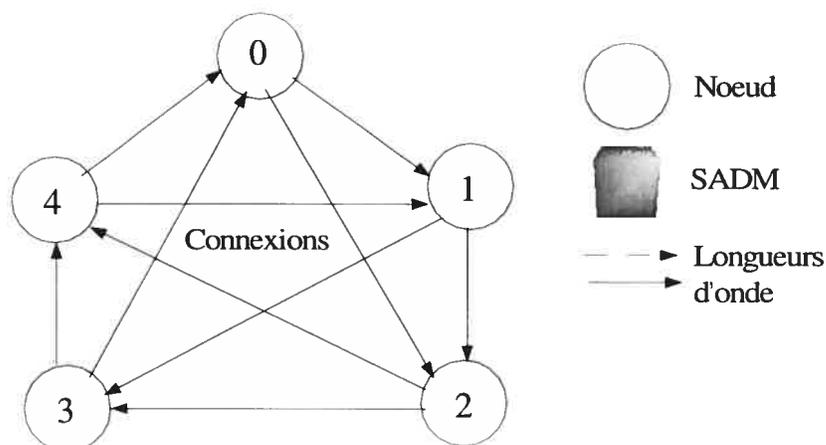
3.1 Définition de la problématique

Les réseaux de télécommunication anneaux SONET ont été largement déployés comme une infrastructure de transport. L'anneau SONET traditionnel utilise un seul signal de transport par fibre avec un multiplexage TDM. Avec la maturité de la technologie WDM, il y a eu un changement radical de la situation. Une fibre contient W longueurs d'onde et avec le multiplexage WDM une seule longueur d'onde suffit pour transmettre plusieurs signaux de « couleurs » différentes en même temps.

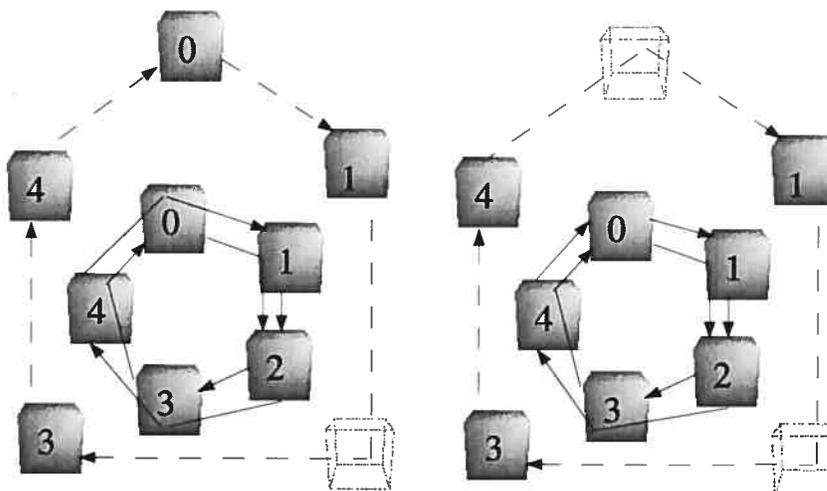
Transmettre plus d'informations, plus loin, à moindre coût, implique également une architecture du réseau de transport consolidée et optimisée en termes de routage, et d'affectation des longueurs d'onde, avec l'addition d'une meilleure répartition des équipements optiques d'extraction et d'insertion des signaux au niveau des nœuds du réseau. Il s'agit du problème GRWA (Grooming, Routing and Wavelength Assignment).

Le but de ce mémoire est de proposer une méthode de résolution du problème sous différentes hypothèses pour réduire le coût de conception d'un réseau optique en forme d'anneau et acheminer adéquatement le trafic des usagers. Le coût est défini par le nombre des équipements d'interconnexion de type carte de transport (interface entre OADM et SADM) puisqu'une carte de transport est considérée comme étant l'élément le plus coûteux dans un réseau anneau SONET-WDM et

MSPPs. Une architecture SONET et MSPPs offre, d'une part, une fiabilité et une facilité de gestion du réseau et d'autre part, une solution optimale pour la répartition du trafic sur la bande passante disponible.



a. Anneau 5 noeuds, 10 connexions



b. Solutions avec 9 SADM

c. Solutions avec 8 SADM

FIG. 3.1 – Deux solutions pour concevoir un anneau SONET-WDM [17].

La figure 3.1.a (tiré de la référence [17]) montre un réseau anneau à cinq nœuds avec un trafic de granularité OC-24 pour chaque demande de connexion. Considérons qu'il s'agit d'un anneau UPSR avec deux longueurs d'onde λ_1 et λ_2 de capacité OC-48 et un trafic constitué de dix connexions pour les paires décrites

dans la figure 3.1.a.

Une façon simple de concevoir l'anneau consiste à utiliser un SADM pour chaque longueur d'onde et dans chaque nœud. Dans ce cas, il faut installer au total 5 (nœuds) $\times 2$ (longueurs d'onde) = 10 SADMs.

Cette configuration est réalisable, mais n'est pas optimale en termes du nombre de SADMs utilisés. En effet, dans certains nœuds, il est possible que certaines longueurs d'onde fassent un "bypass" avec aucune connexion à charger ou à décharger de ces longueurs d'onde. Les deux exemples suivants confirment notre propos.

Les figures 3.1.b et 3.1.c illustrent deux façons d'affecter les connexions aux deux longueurs d'onde. Dans la figure 3.1.b, il y a un "bypass" uniquement au nœud 2 sur la deuxième longueur d'onde λ_2 représentée par des traits pointillés. Donc, on a besoin de cinq SADMs sur la première longueur d'onde λ_1 et de quatre SADMs sur la deuxième longueur d'onde λ_2 , soit un total de 9 SADMs pour cette première solution.

Dans la figure 3.1.c, les positions de connexions entre les nœuds 4 et 1 ont été échangées entre la deuxième et la première longueur d'onde ce qui résulte en un deuxième "bypass" sur la première longueur d'onde au niveau du nœud 0. Ainsi, on élimine un deuxième SADM, donc on a maintenant une solution de 8 SADMs.

On décrit dans les tableaux Tab.3.1 et Tab.3.2 le détail de l'affectation des connexions aux longueurs d'onde pour les solutions 3.1.a et 3.1.b respectivement.

TAB. 3.1 – Solution avec 9 SADMs

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4
v_0	-	λ_2	λ_1	-	-
v_1	-	-	λ_1	λ_2	-
v_2	-	-	-	λ_1	λ_1
v_3	λ_1	-	-	-	λ_2
v_4	λ_2	λ_1	-	-	-

TAB. 3.2 – Solution avec 8 SADMs

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4
v_0	-	λ_1	λ_1	-	-
v_1	-	-	λ_1	λ_2	-
v_2	-	-	-	λ_1	λ_1
v_3	λ_1	-	-	-	λ_2
v_4	λ_1	λ_2	-	-	-

3.2 Contribution du mémoire

La revue de la littérature nous permet de faire une importante constatation sur le fait que tous les travaux de recherche antérieurs qui ont étudié le problème GRWA pour le cas des réseaux en forme d'anneau, imposent certaines hypothèses concernant l'architecture de l'anneau et le type de flots. Il s'agit de différents cas particuliers du problème GRWA. Les algorithmes de résolution développés ne sont applicables que pour des instances particulières d'architectures en anneau et de modèles de trafic.

L'algorithme développé dans le cadre de ce mémoire considère le problème GRWA anneau dans le cas général. Le problème est modélisé à travers un ensemble de contraintes mathématiques qui prennent en considération différentes hypothèses sur les architectures d'anneaux et de modèles de trafic. Les flots sont de différentes granularités et peuvent être bifurqués ou non bifurqués avec ou sans contraintes de continuité de longueurs d'onde. On ne définit aucun facteur de groupage. De plus, on n'impose aucune contrainte spécifique de type nœud de service sur l'architecture de l'anneau.

On étudie le cas d'une architecture anneau UPSR ou BLSR distribuée en termes des équipements d'interconnexion de type MSPP. Les capacités de longueurs d'onde sont fixées ou calculées par le programme mathématique. On considère aussi le cas où une longueur d'onde change de capacité entre le lien optique entrant et le lien optique sortant d'un nœud donné. Par contre, le port d'entrée et le port de sortie d'une carte de transport doivent avoir la même capacité. Le coût de conception de l'anneau est estimé à travers le nombre de cartes de transport nécessaires pour acheminer le trafic. Le but est de trouver un groupage du trafic, un routage et une affectation de longueurs d'onde qui optimise le coût de conception de l'architecture de l'anneau.

3.3 Revue de la littérature

Plusieurs auteurs se sont penchés sur le problème GRWA et particulièrement pour l'architecture en anneau. Les réseaux maillés sont considérés comme étant l'interconnexion de plusieurs anneaux optiques. On distingue deux types de résultats :

- méthodes de résolution heuristique,
- méthodes de résolution exacte à l'aide de formulations sous forme de programmes mathématiques en nombres entiers avec souvent un calcul de bornes sur la valeur de la fonction objectif.

Dans ce qui suit on définit les termes et les notations qui seront utilisés dans les paragraphes suivants.

- Trafic statique ou dynamique : la matrice des demandes est fixe ou change au cours du temps.
- Trafic uniforme ou non uniforme : la demande entre tous les paires des nœuds est la même ou différente.
- Anneau avec un saut : pas de passage dans des SADMs dans les nœuds intermédiaires.
- Anneau avec plusieurs sauts : passage à travers un SADM dans certains nœuds intermédiaires de l'anneau.
- Nœud de service : le nœud où on installe un DXC et des SADMs.
- FNB : flots non bifurqués, un flot est autorisé à utiliser une seule route pour aller de la source à la destination.
- FB : flots bifurqués, pour aller de la source à la destination, un flot peut être découpé en plusieurs sous flots qui peuvent chacun emprunter des routes différentes.
- g : facteur de groupage, c'est-à-dire, le nombre de connexions ayant la même granularité qui peuvent être groupées sur la même longueur d'onde. Autrement, étant donné un ensemble de connexions, il faut affecter les connexions aux longueurs d'onde de telle sorte que chaque longueur d'onde supporte au plus g connexions.
- n : nombre de nœuds.
- T_{sd} : nombre de connexions entre la paire de nœuds v_s et v_d .
- W : nombre de longueurs d'onde.
- V : ensemble des nœuds du réseau.
- E : ensemble des arcs du réseau.
- Λ : ensemble des longueurs d'onde.
- n_s : nombre de nœuds de service.

3.3.1 Résolution heuristique

Un des premiers articles qui a étudié le problème GRWA sur un anneau par une approche heuristique est celui de Gerstel *et al.* [12]. Les auteurs ont étudié les cas de trafic statique uniforme avec des flots non bifurqués et un facteur de groupage pour une architecture UPSR. Ils présentent dans leur article deux heuristiques gloutonnes appelées « couper en premier » (cut-first) et « affecter en premier » (assign-first) pour minimiser le nombre de SADMs et de longueurs d'onde nécessaires pour acheminer la demande. Dans l'heuristique « couper en premier », à chaque nœud on découpe les connexions en transit en deux sous connexions indépendantes, puis on procède à une affectation gloutonne des longueurs d'onde aux connexions. Par exemple la connexion (4, 1) est découpée en deux sous connexions indépendantes (4, 0) et (0, 1). Le point 0 est choisie de telle sorte qu'on maximise le partage de nouveaux SADMs résultants de ce découpage. Dans l'heuristique « affecter en premier » on passe directement à l'affectation gloutonne, c'est-à-dire, il n'y a pas un découpage des connexions.

Bermond *et al.* [6] étudient le cas des anneaux UPSR dans le cas particulier d'un trafic uniforme symétrique sous des contraintes de continuité de longueurs d'onde, avec un facteur de groupage et des flots non bifurqués. Pour minimiser le nombre de SADMs, ils transforment le problème GRWA en un problème de partitionnement d'un graphe.

Deogun *et al.* [9] ont étudié le cas des anneaux UPSR avec un trafic statique uniforme et non uniforme et des flots non bifurqués. Ils ont apporté des modifications à l'heuristique glotonne "cut-first" développée par Gerstel *et al.* [12] pour mettre l'accent sur l'aspect groupage du trafic. Ils proposent un redécoupage sélectif des connexions afin de diminuer le nombre de connexions avec de longues routes et répartir la fonction « noeud de service » sur les noeuds du réseau. Le résultat est une solution initiale qui est donnée en entrée à un algorithme appelé « grimpeur de colline » ("Hill climbing") qui consiste à générer un ensemble de solutions à partir de la solution initiale. La nouvelle solution courante est choisie au hasard parmi cet ensemble et un autre ensemble est généré, ainsi un traitement itératif est déclenché. Dans une deuxième partie de leurs travaux, les auteurs proposent une variante modifiée de recuit simulé qui prend en entrée la solution initiale obtenue à l'issue de l'algorithme "cut first" et qui effectue le même traitement que l'heuristique précédente, mais le choix de la solution courante ne se fait pas au hasard. La solution courante est choisie selon un critère qui minimise la probabilité d'avoir un optimum local.

Zhang et Qiao [29] ont considéré le cas de trafic statique uniforme et non uniforme dans les anneaux UPSR/BLSR avec des flots non bifurqués et un facteur de groupage arbitraire. Ils ont développé une heuristique gloutonne pour le trafic uniforme et une heuristique de recuit simulé pour le trafic non uniforme.

Une étude comparative des principaux travaux proposant des approches de résolution heuristique est présentée dans les tableaux TAB 3.1.

3.3.2 Résolution exacte

Pour mesurer la qualité des solutions heuristiques du problème GRWA anneau, il y a eu beaucoup de travaux de recherche qui ont porté sur des algorithmes et des modèles mathématiques pour fournir une solution optimale. Dans ce qui suit, on présente quelques travaux qui ont développé des méthodes exactes avec certaines restrictions sur le type de trafic et l'architecture de l'anneau.

Hu [19] a étudié dans ses travaux les anneaux UPSR/BLSR dans le cas particulier d'un trafic statique uniforme, avec des flots non bifurqués, avec un nombre fixe de longueurs d'onde ayant la même capacité et avec un facteur de groupage du trafic. La fonction objectif représente le nombre de SADMs nécessaires pour acheminer la demande, et est définie par :

$$\sum_{v_i \in V} \sum_{\lambda \in \Lambda} y_i^\lambda$$

où la variable $y_{i\lambda}$ est égale à 1 si on a besoin d'installer un SADM au nœud v_i pour la longueur d'onde λ , et zéro sinon.

Dans l'article de Cho *et al.* [17], on donne une formulation mathématique pour les cas des anneaux UPSR et BLSR dans le cas particulier d'un trafic avec un saut, avec l'hypothèse d'un facteur de groupage et utilisant des équipements spéciaux de commutation entre les longueurs d'onde, tels que les DXCs (Digital Cross Connect) et les WSs (Wavelength Switching). La fonction objectif est définie par le nombre de SADMs nécessaires pour desservir la demande dans l'anneau :

$$\sum_{v_i \in V} \sum_{\lambda \in \Lambda} y_i^\lambda$$

où y_i^λ est le nombre de SADMs au nœud v_i sur la longueur d'onde λ .

Dans certains travaux, les auteurs dérivent des bornes inférieures sur le nombre de SADMs requis pour acheminer le trafic. Dans l'article de Gerstel *et al.* [13], les auteurs ont étudié le problème GRWA dans le cas des architectures UPSR et BLSR avec des signaux de transport de capacités fixées. Ils ont considéré le cas particulier du trafic statique uniforme avec des flots non bifurqués sous l'hypothèse d'un facteur de groupage. Ils dérivent des bornes inférieures en fonction du nombre de nœuds, de la demande et du facteur de groupage sur le nombre de

SADMs requis dans le cas des anneaux UPSR et BLSR.

Chow et Lin [33] ont étudié le cas des anneaux BLSR avec des signaux de transport de capacités fixées et particulièrement pour un trafic uniforme symétrique avec des flots non bifurqués. Ils donnent une formulation linéaire en nombres entiers du problème GRWA. Puis, en relaxant les variables entières sous forme de variables réelles, ils dérivent une borne inférieure sur le nombre de SADMs requis pour la conception du réseau BLSR qui satisfait la demande.

Modiano et Berry [7] ont étudié le cas des anneaux UPSR avec un ou plusieurs nœuds de service. Ils considèrent le cas particulier d'un trafic statique uniforme avec des flots non bifurqués avec un facteur de groupage. Leurs résultats de calcul sont des bornes inférieures sur le nombre de SADMs requis. Ils démontrent aussi que le nombre minimum de SAMDs est obtenu lorsque le nombre de nœuds de service est égale au nombre minimal de longueurs d'onde utilisées dans chacun de nœuds de l'anneau.

Une étude comparative de différentes méthodes de résolution citées dans les paragraphes précédents est résumée dans le tableau TAB. 3.2.

Auteurs	Hypothèses sur le trafic	Hypothèses sur l'architecture	Type de flots	Granularité du trafic	Facteur de groupage	fonction objectif f_{obj}
Gerstel <i>et al.</i> [12]	- Statique uniforme	- UPSR	- FNB	- Homogène	- Oui	$\sum_{v_i \in \Lambda} y_i^\lambda$ où y_i^λ est le nombre de cartes SADMs sur λ au noeud v_i
Bermond <i>et al.</i> [6]	- Statique uniforme symétrique	- UPSR	- FNB	- Homogène unitaire	- Oui	$\#SADMs \geq \frac{n(n-1)}{2\rho_{max}(c)}$ où $\rho_{max}(c)$ est le facteur maximal de partitionnement d'un graphe B_λ avec c noeuds au maximum.
Deogun <i>et al.</i> [9]	- Statique uniforme - Statique et non uniforme	- UPSR	- FNB	- Homogène	- Oui	$\sum_{v_i \in \Lambda} y_i^\lambda$ où y_i^λ est le nombre de cartes SADMs sur λ au noeud v_i
Hu et Zhao [29]	- Statique uniforme - Statique Non uniforme	- UPSR - BLSR	- FNB	- Homogène	- Oui, mais arbitraire	a) Trafic uniforme $\#SADM_1 \geq \frac{n^2-1}{8}$, si n est pair $\#SADM_1 \geq n^2/8$, si n est impair b) Trafic non uniforme $\#SADM_2 = \frac{\sum_{(u,v) \in V \times V} T_{sd} \times n_s}{g \times n}$

TAB. 3.3 – Comparaison des approches heuristiques.

Auteurs	Hypothèses sur le trafic	Hypothèses sur l'architecture	Type de flots	Granularité du trafic	Facteur de groupage	fonction objectif f_{obj}
Hu [19]	<ul style="list-style-type: none"> - Statique uniforme - Nombre de longueurs d'onde fixées et ayant la même capacité 	<ul style="list-style-type: none"> - UPSR 	<ul style="list-style-type: none"> - FNB 	<ul style="list-style-type: none"> - Homogène 	<ul style="list-style-type: none"> - Oui 	$\sum_i \sum_{\lambda} y_i^{\lambda}$ <ul style="list-style-type: none"> - y_i^{λ} est le nombre de cartes SADM sur la longueur d'onde λ au nœud v_i.
Cho <i>et al.</i> [17]	<ul style="list-style-type: none"> - Statique non uniforme 	<ul style="list-style-type: none"> - UPSR - BLSR - Mono/multi sauts - Avec un nœud de service 	<ul style="list-style-type: none"> - FNB 	<ul style="list-style-type: none"> - Homogène 	<ul style="list-style-type: none"> - Oui 	$\sum_i \sum_{\lambda} y_i^{\lambda}$ <ul style="list-style-type: none"> - y_i^{λ} : nombre de cartes SADM pour la longueur d'onde λ au nœud v_i.
Nos travaux	<ul style="list-style-type: none"> - Statique quelconque - Capacité de longueurs d'onde fixées où calculées par le programme mathématique 	<ul style="list-style-type: none"> - UPSR - BLSR - Mono/multifibre - Mono/multi sauts - Limite sur le nombre de sauts 	<ul style="list-style-type: none"> - FNB - FB 	<ul style="list-style-type: none"> - Hétérogène 	<ul style="list-style-type: none"> - Sans facteur de groupage : granularités hétérogènes 	$\sum_{v_i \in V} \sum_{t \in T_w} c_t z_i^t$ <ul style="list-style-type: none"> - z_i^t est le nombre de cartes de transport de capacité OC_t - c_t est le coût d'une carte de transport de capacité OC_t.

TAB. 3.4 – Comparaison des approches exactes.

Auteurs	Hypothèses sur le trafic	Hypothèses sur l'architecture	Type de flots	Granularité du trafic	Facteur de groupage	fonction objectif f_{obj}
Gerstel <i>et al.</i> [13]	- Statique uniforme	- UPSR - BLSR	- FNB	- Homogène	- Oui	- #UPSR $\geq \max\{\lceil 2n(n-1) \frac{T_{sd}}{g+T_{sd}} \rceil, n\}$, - #BLSR $\geq \max\{\lceil n(n-1) \frac{T_{sd}}{g/2+T_{sd}} \rceil, n\}$
Chow et Lin [33]	- Statique uniforme	- BLSR	- FNB	- Homogène	- Oui	- #SADM $\geq \sum_{v_s \in V} \sum_{v_d \in V} \frac{T_{sd}}{2c}$ - c : capacité du signal de transport.
Modiano et Berry [7]	- Statique uniforme	- UPSR - BLSR	- FNB	- Homogène	- Oui	- #SADM $s \geq \max\{\frac{2(n-n_s)(n-1)T_{sd}}{g} + \frac{n_s(n_s-1)T_{sd}}{g}, \frac{2n(n-1)T_{sd}}{g+T_{sd}}\}$.

TAB. 3.5 – Suite de tableau 3.2.

Chapitre 4

Modélisation mathématique

4.1 Introduction

Ce chapitre porte sur la définition d'un modèle de programmation mathématique pour résoudre le problème GRWA sur un anneau dans le cas général. On considère différents scénarios pour les instances de réseaux et de modèles de trafic. On considère l'architecture UPSR versus BLSR, les flots bifurqués versus non bifurqués, continuité de longueurs d'onde versus possible régénération sur des longueurs d'onde différentes et les capacités de longueurs d'onde fixées versus les capacités calculées par le programme mathématique.

4.2 Modèle Mathématique

4.2.1 Rappel sur la théorie de graphes

Un graphe *orienté* $G = (V, E)$ est constitué d'un ensemble fini [4] $V = \{v_i : i = 1, 2, \dots, N\}$ d'éléments, appelés *sommets* et d'un ensemble $E \subseteq V \times V$ de couples de sommets, appelés *arcs*. Un arc de v_i à v_j est noté $e = (v_i, v_j)$.

Si $e = (v_i, v_j)$ est un arc, alors v_i est son *extrémité initiale* et v_j est son *extrémité finale*.

On appelle *degré sortant* ou *demi-degré externe* $d^+(v_i)$ d'un sommet v_i dans un graphe orienté, le nombre d'arcs d'extrémité initiale v_i .

On appelle *degré entrant* ou *demi-degré interne* $d^-(v_i)$ d'un sommet v_i dans un graphe orienté, le nombre d'arcs d'extrémité finale v_i .

On note $\omega^+(v_i)$ l'ensemble des arcs qui ont comme extrémité initiale v_i et on a $d^+(v_i) = |\omega^+(v_i)|$.

on note $\omega^-(v_i)$ l'ensemble des arcs qui ont comme extrémité finale v_i et on a $d^-(v_i) = |\omega^-(v_i)|$.

On note $\omega(v_i)$ l'ensemble des arcs qui ont v_i comme extrémité initiale ou finale avec $|\omega(v_i)| = |\omega^-(v_i)| + |\omega^+(v_i)|$.

Un *chemin orienté* de longueur ℓ , dans un graphe orienté $G = (V, E)$, est une séquence $v_0, v_1, v_2, \dots, v_n$ de sommets distincts où (v_i, v_{i+1}) est un arc dans G pour tout $0 \leq i \leq n - 1$.

Les sommets v_0 et v_n sont les extrémités du chemin ; v_1, v_2, \dots, v_{n-1} sont appelés les *sommets intérieurs*.

Un graphe orienté $G = (V, E)$ est dit *connexe*, si et seulement si quels que soient les sommets v_i et v_j de V , il existe un chemin de v_i à v_j .

On appelle *cycle ou anneau* d'ordre n , le graphe connexe de degré 2, à n sommets.

4.2.2 Modélisation

Les fibres sont utilisées d'une façon unidirectionnelle, pour connecter deux nœuds ensemble. On pose une fibre optique unidirectionnelle dans le cas des anneaux UPSR et deux fibres dans le cas des anneaux BLSR. On modélise le réseau tout optique par un graphe orienté $G = (V, E)$. V représente l'ensemble des sommets du graphe G correspondant aux nœuds du réseau et E représente les arcs du graphe qui correspondent à l'ensemble des liens du réseau entre deux nœuds adjacents.

Pour un nœud $v_i \in V$, on note par $\omega(v_i)$ l'ensemble des liens optiques adjacents à v_i . On distingue $\omega^-(v_i)$ l'ensemble des liens optiques entrants et $\omega^+(v_i)$ l'ensemble des liens optiques sortants.

Il est à noter que $|\omega^-(v_i)| = |\omega^+(v_i)| = 1$ pour les anneaux UPSR et que $|\omega^-(v_i)| = |\omega^+(v_i)| = 2$ pour les anneaux BLSR.

On note par K l'ensemble des connexions, par Λ l'ensemble des longueurs d'onde disponibles et par $T_w = \{OC - 48, OC - 192\} = \{2.5Gbs, 10Gbs\}$ l'ensemble des valeurs possibles de la capacité d'une longueur d'onde.

Pour une connexion k , on note par b_k sa bande passante où :

$$b_k \in B \subseteq \{OC - 1, OC - 3, OC12\}.$$

A chaque triplet (connexion k , longueur d'onde λ , lien e) on associe une variable

x_{ke}^λ qui caractérise la connexion k sur l'arc e pour la longueur d'onde λ .

Dans le cas des flots non bifurqués, on définit x_{ke}^λ par :

$$x_{ke}^\lambda = \begin{cases} 1 & \text{si la connexion } k \text{ passe sur } e \text{ avec la longueur d'onde } \lambda \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Dans le cas des flots bifurqués où une connexion peut emprunter plusieurs chemins depuis sa source vers sa destination, on utilise la variable $x_{ke}^\lambda \in [0, 1]$ où x_{ke}^λ est égale à la fraction de b_k qui est acheminée sur l'arc e par la longueur d'onde λ .

Pour évaluer le coût de la conception du réseau à travers le nombre de cartes de transport, on a besoin de définir les trois variables de décision $y_{ei}^{\lambda t} \in \{0, 1\}$, $y_{ei}^\lambda \in \{0, 1\}$ et $z_i^t \in Z^+$ tels que

$$y_{ei}^{\lambda t} = \begin{cases} 1 & \text{s'il existe un port d'entrée (resp. port de sortie)} \\ & \text{pour la longueur d'onde } \lambda \text{ sur l'arc } e \in \omega^-(v_i) \text{ (resp. } \omega^+(v_i)) \\ & \text{avec la capacité } OC_t, \text{ pour } t \in T_w \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$y_{ei}^\lambda = \begin{cases} 1 & \text{s'il existe un port d'entrée (resp. port de sortie)} \\ & \text{pour la longueur d'onde } \lambda \text{ sur l'arc } e \in \omega^-(v_i) \text{ (resp. } \omega^+(v_i)) \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

On définit par z_i^t le nombre de cartes de transport de capacité OC_t au nœud v_i . Pour chaque signal de transport on introduit la variable $u_e^\lambda \in T_w$, qui est égale à la capacité de la longueur d'onde λ sur le chemin optique e .

4.3 Fonction objectif

Notre objectif est de réaliser un groupage de trafic à un coût minimum, c'est-à-dire minimiser le nombre des équipements d'interconnexion dans l'ensemble des nœuds du réseau. Par conséquent, il s'agit de diminuer le nombre des insertions et extractions de connexions, donc le nombre de cartes de transport. Soit la fonction objectif, f_{obj} définie par l'expression suivante :

$$f_{obj} = \sum_{v_i \in V} \sum_{t \in T_w} c_t z_i^t \quad (4.1)$$

c_t : coût unitaire d'une carte de transport de capacité OC_t .

4.4 Contraintes génériques du problème

4.4.1 Contrainte de capacité d'une longueur d'onde

La capacité de chaque longueur d'onde sur chaque fibre optique appartient à un ensemble réduit T_w défini par les équations suivantes :

$$u_e^\lambda = \sum_{t \in T_w} OC_t \alpha_{et}^\lambda \quad e \in E, \lambda \in \Lambda \quad (4.2)$$

$$\sum_{t \in T_w} \alpha_{et}^\lambda = 1 \quad e \in E, \lambda \in \Lambda \quad (4.3)$$

$$\alpha_{et}^\lambda \in \{0, 1\} \quad e \in E, \lambda \in \Lambda, t \in T_w. \quad (4.4)$$

4.4.2 Contrainte de capacité d'un lien optique

Pour chaque longueur d'onde, la somme des bandes passantes de tous les signaux clients ne peut dépasser la capacité du signal de transport, ainsi :

$$\sum_{k \in K} b_k x_{ke}^\lambda \leq u_e^\lambda \quad e \in E, \lambda \in \Lambda. \quad (4.5)$$

4.4.3 Contrainte d'exclusivité de choix d'un lien optique

Deux longueurs d'onde ne peuvent partager le même lien optique. Ceci est exprimé par :

$$\sum_{\lambda \in \Lambda} x_{ke}^\lambda \leq 1 \quad e \in E, k \in K. \quad (4.6)$$

Dans le cas particulier d'un anneau UPSR l'équation précédente est une égalité car il existe un seul lien optique e entre le nœud source et le nœud destination.

4.4.4 Calcul du nombre de ports MSPP

Soit $v_i \in V$. On veut identifier les ports MSPP nécessaires au nœud v_i . Tout d'abord on relie ensemble les variables qui correspondent aux ports MSPP par :

$$y_{ei}^\lambda = \sum_{t \in T_w} y_{ei}^{\lambda t}, \quad e \in \omega(v_i), v_i \in V, \lambda \in \Lambda. \quad (4.7)$$

Puis, on les relie avec les variables de transport binaires $\alpha_e^{\lambda t}$ par :

$$y_{ei}^\lambda \leq \alpha_e^{\lambda t}, \quad e \in \omega(v_i), v_i \in V, \lambda \in \Lambda, t \in T_w. \quad (4.8)$$

L'équation (4.8) indique que s'il n'existe pas une longueur d'onde λ de capacité OC_i sur le lien optique e alors on n'a aucun port de sortie MSPP pour la longueur d'onde λ et le lien optique e .

Il est à noter que la relation entre u_e^λ et la variable de décision $y_{ei}^{\lambda t}$ peut être dégagée facilement en considérant d'une part les contraintes (4.2) et (4.4) et d'autre part les contraintes (4.7) et (4.8). Par la suite, pour une connexion k et un lien optique e adjacent à $v_i \in V$, on distingue trois cas.

a) k est un chargement au nœud v_i (figure 4.1)

Dans ce cas, il faut un port de sortie MSPP pour la longueur d'onde λ avec la granularité adéquate sur le lien optique e . Il s'agit du point de départ de la longueur d'onde ou du premier chemin optique qui transporte la connexion k .

$$\sum_{k \in K: s_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq u_e^\lambda y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^+(v_i); \lambda \in \Lambda. \quad (4.9)$$

Pour éviter d'avoir le terme quadratique $u_e^\lambda y_{ei}^\lambda$, on introduit une constante M suffisamment grande par exemple $M = \max_{t \in T_w} OC_t$. Ainsi la contrainte (4.9) s'écrit maintenant :

$$\sum_{k \in K: s_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq M y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^+(v_i), \lambda \in \Lambda.$$

b) k est un déchargement au nœud v_i (figure 4.2)

Dans ce cas, il faut un port d'entrée MSPP pour la longueur d'onde λ avec la granularité adéquate sur le lien optique e . Il s'agit du point d'arrivée de la

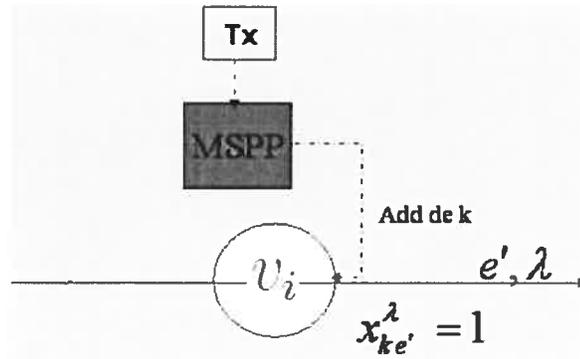


FIG. 4.1 – La connexion k est un chargement au nœud v_i .

longueur d'onde ou du dernier chemin optique qui transporte la connexion k .

$$\sum_{k \in K: d_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq u_e^\lambda y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), \lambda \in \Lambda. \quad (4.10)$$

De même la contrainte (4.10) peut être linéarisée facilement en utilisant le même raisonnement utilisé pour la contrainte (4.9). Ainsi on a :

$$\sum_{k \in K: d_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq M y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), \lambda \in \Lambda.$$

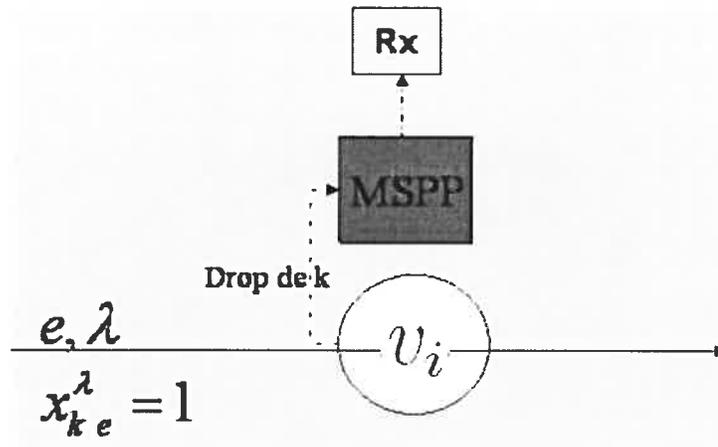


FIG. 4.2 – La connexion k est un déchargement au nœud v_i .

- c) k est une connexion en transit pour le nœud v_i et elle est groupée avec un chargement ou un déchargement des connexions au nœud v_i (figure 4.3).

Dans un premier cas, on suppose qu'on a une contrainte de continuité de la longueur d'onde. Dans ce cas la régénération du signal d'une connexion se fait sur la même longueur d'onde.

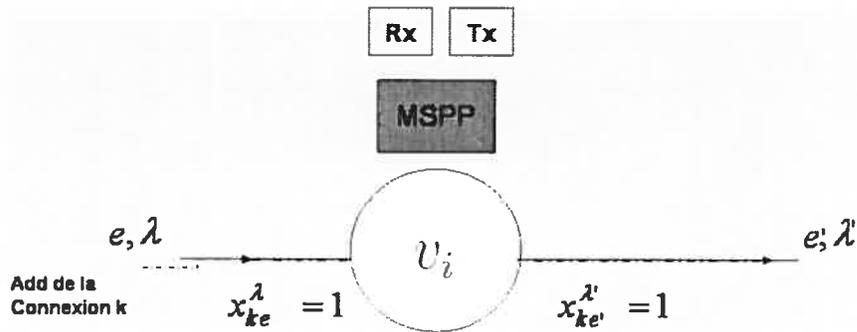


FIG. 4.3 – k est une connexion en transit au nœud v_i .

Soit une connexion k en transit au nœud $v_i \in V$. Supposons que k est groupée avec d'autres connexions sur la longueur d'onde λ et sur le lien $e \in \omega^-(v_i)$ ou sur le lien $e' \in \omega^+(v_i)$. S'il existe au moins une connexion k chargée au nœud v_i et groupée avec k (figure 4.4) alors $y_{e'i}^\lambda = 1$ (déduction à partir de la contrainte (4.9)) et on doit avoir un port d'entrée pour le MSPP du nœud v_i pour la connexion k , c'est-à-dire $y_{ei}^\lambda = 1$. Ainsi, on déduit l'ensemble des contraintes suivantes :

$$1 - x_{ke}^\lambda + y_{e'i}^\lambda \geq y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), e' \in \omega^+(v_i) \lambda \in \Lambda, k \in K. \quad (4.11)$$

S'il existe au moins une connexion k déchargée au nœud v_i et groupée avec

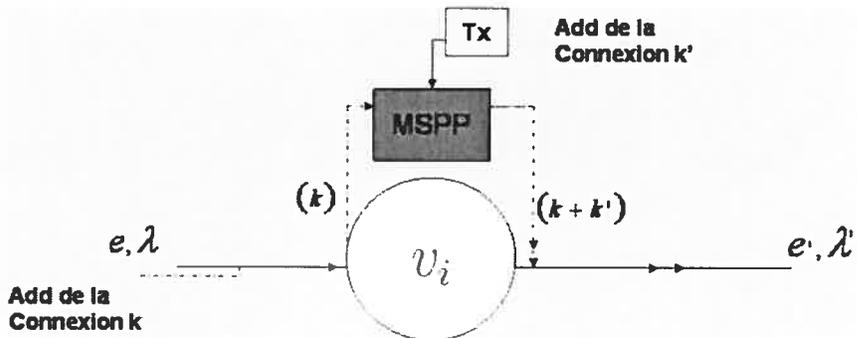


FIG. 4.4 – k est groupée avec un chargement au nœud v_i .

k (voir figure 4.5) alors $y_{ei}^\lambda = 1$ (deduction à partir de la contrainte (4.10)) et

on doit avoir un port de sortie pour le MSPP du nœud v_i pour la connexion k , c'est-à-dire $y_{ei}^\lambda = 1$. Ainsi, on déduit l'ensemble des contraintes suivantes :

$$1 - x_{ke}^\lambda + y_{ei}^\lambda \geq y_{e'i}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), e' \in \omega^+(v_i) \quad \lambda \in \Lambda, k \in K \quad (4.12)$$

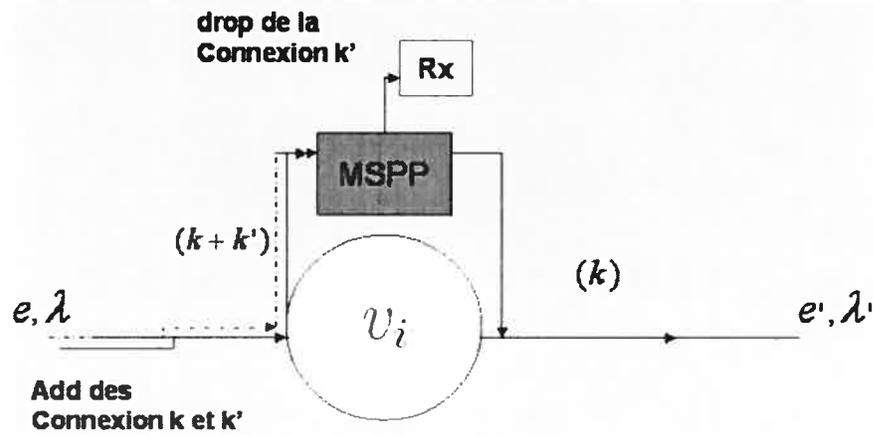


FIG. 4.5 – k est groupée avec un déchargement au nœud v_i .

En effet, on peut vérifier que si $x_{ke}^\lambda = 1$ (ou $x_{ke}^\lambda \geq 0$, si les flots sont bifurqués), alors la combinaison des contraintes (4.13) et (4.14) impose que $y_{ei}^\lambda = y_{e'i}^\lambda$. Ceci signifie qu'il y a un port d'entrée et un port de sortie dans le cas où la connexion en transit k est groupée avec un chargement ou un déchargement sur la même longueur d'onde.

Si $x_{ke}^\lambda = 0$, les contraintes (4.11) et (4.12) deviennent redondantes.

Considérons maintenant le cas où on n'a pas une contrainte de continuité de la longueur d'onde, c'est-à-dire, on n'a pas une contrainte sur la régénération du signal. Dans ce cas on a besoin de rajouter les contraintes suivantes :

$$2 - x_{ke}^\lambda - x_{k,e'}^{\lambda'} + y_{e'i}^\lambda \geq y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), e' \in \omega^+(v_i) \quad \lambda, \lambda' \in \Lambda, k \in K \quad \lambda \neq \lambda' \quad (4.13)$$

$$2 - x_{ke}^\lambda - x_{k,e'}^{\lambda'} + y_{ei}^\lambda \geq y_{e'i}^{\lambda'} \quad e \in \omega^-(v_i), e' \in \omega^+(v_i) \quad \lambda, \lambda' \in \Lambda, k \in K \quad \lambda \neq \lambda' \quad (4.14)$$

En effet, si les deux variables $x_{ke'}^{\lambda'}$ et x_{ke}^{λ} sont égales à 1 (ou ≥ 0 , dans le cas des flots bifurqués), la connexion k est affectée à deux longueurs d'onde différentes, avant et après son passage par le nœud v_i , et les deux variables y_{ei}^{λ} et $y_{e'i}^{\lambda'}$ sont égales à 1. Ce qui signifie qu'il y a un port d'entrée pour le dernier lien optique associé à la longueur d'onde qui transporte la connexion k à travers le nœud v_i et un port de sortie pour le premier lien optique associé à la longueur d'onde qui transporte la connexion k à sa sortie du nœud v_i .

Si au moins l'une de deux variables $x_{k,e'}^{\lambda'}$ et x_{ke}^{λ} est égale à 0 alors les deux contraintes (4.13) et (4.14) sont redondantes.

4.4.5 Calcul du nombre de cartes de transport MSPP

Soient $y_i^{t,IN}$ et $y_i^{t,OUT}$ les nombres respectifs des ports d'entrée et des ports de sortie au nœud v_i avec la capacité de transport OC_t (figure 4.6).

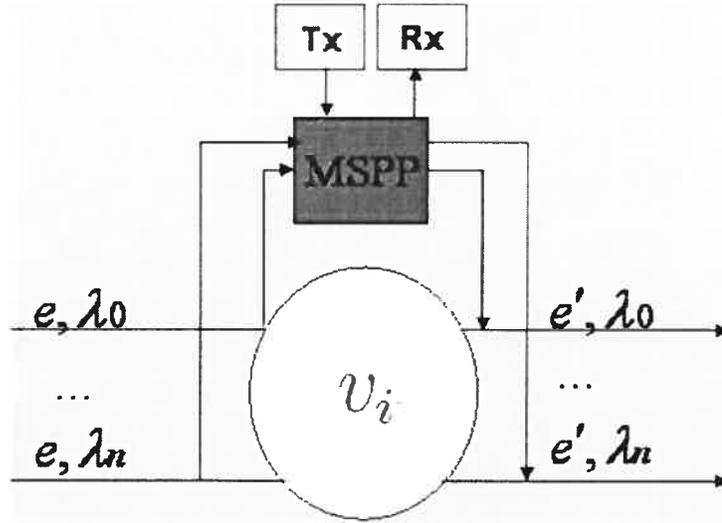


FIG. 4.6 – Nombre de ports d'entrée (IN) et de sortie (OUT) au nœud v_i .

$$y_i^{t,In} = \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^-(v_i)} y_{ei}^{\lambda t} \leq z_i \quad (4.15)$$

$$y_i^{t,Out} = \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^+(v_i)} y_{ei}^{\lambda t} \leq z_i \quad (4.16)$$

où z_i^t est le nombre de cartes de transport au nœud v_i de capacité OC_i .

La combinaison des équations (4.15) et (4.16) conduit à déduire que :
 $z_i^t = \max \{ \text{nombre de ports d'entrée au nœud } v_i \text{ avec la granularité } t, \text{ nombre de ports de sortie du nœud } v_i \text{ avec la granularité } t \}$

4.4.6 Contrainte de conservation des flots

Pour les flots non bifurqués on doit avoir les contraintes supplémentaires suivantes :

$$\sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda = 1 \quad k \in K \quad (4.17)$$

Cette équation est équivalente aux deux équations suivantes :

$$\sum_{\lambda \in \Lambda} x_k^\lambda = 1 \quad k \in K \quad (4.18)$$

et

$$x_k^\lambda = \sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda \quad k \in K, \lambda \in \Lambda \quad (4.19)$$

On distingue maintenant deux cas.

a) Continuité de la longueur d'onde

Si le signal client est régénéré sur la même longueur d'onde alors le flot global en transit qui entre au nœud v_i sur la longueur d'onde λ doit être égale au flot en transit qui sort du nœud v_i sur la longueur d'onde λ .

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda - \sum_{e \in \omega^-(v_i)} x_{ke}^\lambda = \begin{cases} 0 & v_i \neq s_k, d_k \\ \sum_{\lambda \in \Lambda} x_k^\lambda & v_i = s_k \\ - \sum_{\lambda \in \Lambda} x_k^\lambda & v_i = d_k \end{cases} \quad v_i \in V, k \in K, \lambda \in \Lambda. \quad (4.20)$$

b) *Sans continuité de la longueur d'onde*

Dans le cas où le signal client n'est pas nécessairement régénéré sur la même longueur d'onde, on doit uniquement s'assurer que le flot global en transit qui entre au nœud v_i est égale au flot global en transit qui sort du nœud v_i . La contrainte de conservation des flots est éclatée en deux groupes de contraintes.

On distingue tout d'abord la contrainte de continuité pour les nœuds où la connexion k est en transit.

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda - \sum_{e \in \omega^-(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda = \begin{cases} 0 & v_i \neq s_k, d_k \\ x_k^\lambda & v_i = s_k \\ -x_k^\lambda & v_i = d_k \end{cases} \quad v_i \in V, k \in K, \lambda \in \Lambda. \quad (4.21)$$

En effet, si k est en transit (bypass) on a :

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda = \sum_{e \in \omega^-(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda = 1 \quad v_i \neq s_k, d_k; v_i \in V; k \in K; \lambda \in \Lambda. \quad (4.22)$$

Par contre, si k n'est pas en transit on a :

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda = \sum_{e \in \omega^-(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda = 0 \quad v_i = s_k/d_k; v_i \in V; k \in K; \lambda \in \Lambda. \quad (4.23)$$

et la contrainte (4.21) est redondante.

Ces dernières contraintes sont non linéaires. Pour les linéariser, on introduit la variable $z_{kei}^\lambda \in \{0, 1\}$, pour éliminer le produit $x_{ke}^\lambda y_{ei}^\lambda$. On définit aussi les contraintes suivantes pour démontrer que l'expression $z_{kei}^\lambda = x_{ke}^\lambda y_{ei}^\lambda$ prend en compte le fait que toutes les variables sont binaires.

$$\begin{aligned} z_{kei}^\lambda &\leq x_{ke}^\lambda \\ z_{kei}^\lambda &\leq y_{ei}^\lambda \end{aligned}$$

$$x_{ke}^\lambda + y_{ei}^\lambda - 1 \leq z_{kei}^\lambda$$

Maintenant, on considère la contrainte de conservation des flots pour les nœuds où k est groupée avec un chargement ou un déchargement des connexions.

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} (x_{ke}^\lambda - z_{kei}^\lambda) - \sum_{e \in \omega^-(v_i)} (x_{ke}^\lambda - z_{kei}^\lambda) = \begin{cases} 0 & v_i \neq s_k, d_k \\ x_k^\lambda & v_i = s_k \\ -x_k^\lambda & v_i = d_k \end{cases} \quad v_i \in V, k \in K, \lambda \in \Lambda. \quad (4.24)$$

4.5 Limite sur le nombre de sauts

Un saut optique est un chemin optique sans conversion O/E/O dans les nœuds intermédiaires. (figure 4.7). Pour avoir une limite sur le nombre de sauts ou sur le

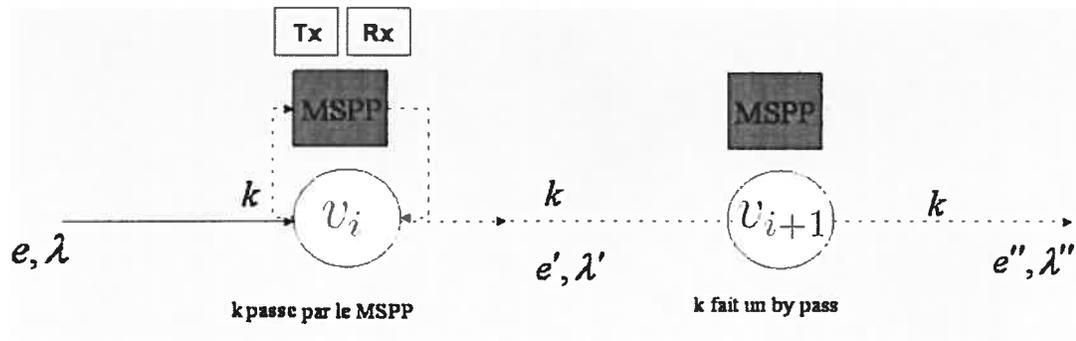


FIG. 4.7 – Un saut optique.

nombre de régénérations, on rajoute la contrainte quadratique suivante :

$$\sum_{e \in E} \sum_{v_i: e \in \omega^-(v_i)} \sum_{\lambda \in \Lambda} x_{ke}^\lambda y_{ei}^\lambda \leq MAX_HOPS \quad k \in K, t \in T_w \quad (4.25)$$

qui peut être linearisée avec le même raisonnement utilisé pour la contrainte (2.21).

4.6 Changement du signal de transport

Dans le cas où le signal de transport change entre deux liens optiques adjacents au nœud v_i , par exemple entre $e \in \omega^-(v_i)$ et $e' \in \omega^+(v_i)$, alors comme on minimise le coût de cartes de transport ceci est nécessairement dû à un changement des connexions qui sont transportées par ce lien optique résultant d'un chargement ou un déchargement des connexions. Toutefois, à cause des contraintes (4.11) et (4.12), ou (4.13) et (4.14), ceci implique un passage par le MSPP avec des granularités d'entrée et de sortie différentes.

4.7 Calcul de la charge du réseau :

Pour faciliter la compréhension et l'interprétation des résultats de calcul, on rajoute les trois métriques suivantes à notre modèle mathématique.

Une première métrique L^1 qui est égale à la charge absolue du réseau et qui consiste à considérer uniquement des longueurs d'onde de capacité égale à OC-192 et on le définit par :

$$L^1 = \frac{\sum_{e \in E} \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{k \in K} b_k x_{ke}^\lambda}{n \times 192 \times W} \quad (4.26)$$

Une deuxième métrique qu'on l'appelle charge relative du réseau et qui consiste à considérer uniquement les longueurs d'onde utilisées effectivement dans le routage et l'acheminement de trafic et qu'on définit par :

$$L^2 = \frac{\sum_{e \in E} \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{k \in K} b_k x_{ke}^\lambda}{\sum_{e \in E} \sum_{\lambda \in \Lambda} u_e^\lambda} \quad (4.27)$$

Et une troisième métrique pour calculer le nombre de sauts optiques, c'est-à-dire, le nombre de conversions O/E/O. On la définit par :

$$Nb_{sauts} = \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^-(v_i)} \sum_{v_i \in V} x_{ke}^\lambda y_{ei}^\lambda \quad k \in K. \quad (4.28)$$

4.8 Récapitulatif des scénarios de conception

4.8.1 Contraintes

Un récapitulatif des contraintes du modèle mathématique est donné pour chaque instance de réseau et de trafic dans le tableau Tab. 4.1.

Régénération du signal	Flots non bifurqués	flots bifurqués
Avec continuité de la longueur d'onde	(4.1) – (4.12) (4.15) – (4.17), (4.20)	(4.1) – (4.12) (4.15) – (4.19), (4.20)
Sans continuité de la longueur d'onde	(4.1) – (4.18) (4.20) – (4.24)	(4.1) – (4.24)

TAB. 4.1 – Récapitulatif des scénarios de conception

4.8.2 Modèle

Dans ce qui suit, on donne une formulation compacte du modèle mathématique dans les deux cas particuliers avec contrainte de continuité et sans contrainte de continuité de longueurs d'onde.

1. Avec contrainte de continuité des longueurs d'onde

Fonction objectif :

$$f_{obj} = \sum_{v_i \in V} \sum_{t \in T_w} c_t z_i^t$$

Contraintes :

$$u_e^\lambda = \sum_{t \in T_w} \text{OC}_t \alpha_{et}^\lambda \quad e \in E, \lambda \in \Lambda$$

$$\sum_{t \in T_w} \alpha_{et}^\lambda = 1 \quad e \in E, \lambda \in \Lambda$$

$$\alpha_{et}^\lambda \in \{0, 1\} \quad e \in E, \lambda \in \Lambda, t \in T_w$$

$$\sum_{k \in K} b_k x_{ke}^\lambda \leq u_e^\lambda \quad e \in E, \lambda \in \Lambda$$

$$y_{ei}^\lambda = \sum_{t \in T_w} y_{ei}^{\lambda t} \quad e \in \omega(v_i), v_i \in V, \lambda \in \Lambda$$

$$y_{ei}^{\lambda t} \leq \alpha_{et}^{\lambda t} \quad e \in \omega(v_i), v_i \in V, \lambda \in \Lambda, t \in T_w$$

$$\sum_{k \in K: s_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq M y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^+(v_i), \lambda \in \Lambda$$

$$\sum_{k \in K: d_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq M y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), \lambda \in \Lambda$$

$$1 - x_{ke}^\lambda + y_{e'i}^\lambda \geq y_{ei}^\lambda \quad k \in K, \lambda \in \Lambda, v_i \in V$$

$$1 - x_{ke}^\lambda + y_{ei}^\lambda \geq y_{e'i}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), e' \in \omega^+(v_i)$$

$$y_i^{t, \text{IN}} = \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^-(v_i)} y_{ei}^{\lambda t} \leq z_i^t \quad v_i \in V, t \in T_w$$

$$y_i^{t, \text{OUT}} = \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^+(v_i)} y_{ei}^{\lambda t} \leq z_i^t \quad v_i \in V, t \in T_w$$

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda - \sum_{e \in \omega^-(v_i)} x_{ke}^\lambda = \begin{cases} 0 & v_i \neq s_k, d_k \\ x_k^\lambda & v_i = s_k \\ -x_k^\lambda & v_i = d_k. \end{cases} \quad v_i \in V, k \in K, \lambda \in \Lambda$$
$$\sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda = 1. \quad k \in K$$

2. Sans contrainte de continuité des longueurs d'onde

Fonction objectif :

$$f_{obj} = \sum_{v_i \in V} \sum_{t \in T_w} c_t z_i^t$$

Contraintes :

$$u_e^\lambda = \sum_{t \in T_w} \alpha_{et}^\lambda \quad e \in E, \lambda \in \Lambda$$

$$\sum_{t \in T_w} \alpha_{et}^\lambda = 1 \quad e \in E, \lambda \in \Lambda$$

$$\alpha_{et}^\lambda \in \{0, 1\} \quad e \in E, \lambda \in \Lambda, t \in T_w$$

$$\sum_{k \in K} b_k x_{ke}^\lambda \leq u_e^\lambda \quad e \in E, \lambda \in \Lambda$$

$$y_{ei}^\lambda = \sum_{t \in T_w} y_{ei}^{\lambda t} \quad e \in \omega(v_i), v_i \in V, \lambda \in \Lambda$$

$$y_{ei}^{\lambda t} \leq \alpha_{et}^\lambda \quad e \in \omega(v_i), v_i \in V, \lambda \in \Lambda, t \in T_w$$

$$\sum_{k \in K: s_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq M y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^+(v_i), \lambda \in \Lambda$$

$$\sum_{k \in K: d_k = v_i} b_k x_{ke}^\lambda \leq M y_{ei}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), \lambda \in \Lambda$$

$$1 - x_{ke}^\lambda + y_{e'i}^\lambda \geq y_{ei}^\lambda \quad k \in K, v_i \in V, \lambda \in \Lambda$$

$$1 - x_{ke}^\lambda + y_{ei}^\lambda \geq y_{e'i}^\lambda \quad e \in \omega^-(v_i), e' \in \omega^+(v_i)$$

$$2 - x_{ke}^\lambda - x_{ke'}^{\lambda'} + y_{e'i}^\lambda \geq y_{ei}^\lambda \quad k \in K, \lambda, \lambda' \in \Lambda : \lambda \neq \lambda'$$

$$2 - x_{ke}^\lambda - x_{ke'}^{\lambda'} + y_{ei}^\lambda \geq y_{e'i}^{\lambda'} \quad e \in \omega^-(v_i), e' \in \omega^+(v_i), v_i \in V$$

(4.29)

$$y_i^{t, IN} = \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^-(v_i)} y_{ei}^{\lambda t} \leq z_i^t \quad v_i \in V, t \in T_w$$

$$y_i^{t, OUT} = \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^+(v_i)} y_{ei}^{\lambda t} \leq z_i^t \quad v_i \in V, t \in T_w$$

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda - \sum_{e \in \omega^-(v_i)} (1 - y_{ei}^\lambda) x_{ke}^\lambda = \begin{cases} 0 & v_i \neq s_k, d_k \\ x_k^\lambda & v_i = s_k \\ -x_k^\lambda & v_i = d_k \end{cases} \quad v_i \in V, k \in K, \lambda \in \Lambda.$$

$$\begin{aligned} z_{kei}^\lambda &= x_{ke}^\lambda y_{ei}^\lambda \\ x_{ke}^\lambda &\geq z_{kei}^\lambda \\ y_{ei}^\lambda &\geq z_{kei}^\lambda \\ x_{ke}^\lambda + y_{ei}^\lambda - 1 &\leq z_{kei}^\lambda \end{aligned}$$

$$\sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda - \sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^-(v_i)} x_{ke}^\lambda = \begin{cases} 0 & v_i \neq s_k, d_k \\ \sum_{\lambda \in \Lambda} x_k^\lambda & v_i = s_k \\ -\sum_{\lambda \in \Lambda} x_k^\lambda & v_i = d_k \end{cases} \quad v_i \in V, k \in K$$

$$\sum_{\lambda \in \Lambda} \sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda = 1 \quad k \in K.$$

Chapitre 5

Résultats Numériques

5.1 Outils d'optimisation

5.1.1 La librairie d'optimisation Cplex

Cplex est un produit d'ILOG. Il est formé d'un ensemble d'algorithmes permettant de résoudre différents problèmes d'optimisation (linéaires, en nombres entiers, quadratiques, etc ...). Il peut être utilisé en mode interactif pour les problèmes de taille modeste et comme une librairie, pour les programmes en langage C sous le nom de "Callable Library" ou sous le nom de "Concert Technology" pour les programmes C++ et Java.

Cplex peut être considéré comme étant un ensemble de fonctions et de structures de données permettant de traiter et de résoudre différents types de problèmes. Principalement, il résout les programmes linéaires en variables continues par l'algorithme du simplexe et les programmes linéaires mixtes ou en nombres entiers par les techniques d'énumération implicite.

5.1.2 Méthodologie de résolution

Une application typique utilisant la librairie "Concert Technology" suit les étapes suivantes :

1. Création d'un environnement de programmation
En C++ : `IloEnv env`.
2. Définition du modèle mathématique
En C++ : `IloModel model`.
Traduire les contraintes mathématiques et la fonction objectif dans des structures de données traitées par des procédures et des fonctions.
En C++ : `model.add (contraintes + fonction objectif)`.
3. Extraction du modèle pour l'algorithme de résolution
En C++ : `Extract.model (cplex)`.
4. Appel de l'algorithme d'énumération implicite (Branch-and-Bound)
En C++ : `cplex.solve()`.
5. Affichage et interprétation des résultats
En C++ : `env.out (variables de décisions)`.

5.1.3 Les outils d'accélération de la résolution

Pour les problèmes GRWA ayant un nombre important de variables, on constate un temps du calcul relativement long pour trouver une solution optimale. Pour remédier à ce problème, on suggère les approches suivantes.

1. Une première technique consiste à modifier le parcours de l'arborescence des solutions et le choix de la variable de branchement via les paramètres de Cplex `VarSel` et `NodeSel` respectivement.
2. Réduire l'espace des solutions, en imposant une borne supérieure sur la valeur de la fonction objectif.
3. Injecter une solution initiale réalisable fournie par d'autres algorithmes (recherche tabou, recuit simulé, etc ...).
4. Donner un ordre de priorité pour le choix des variables lors d'un branchement.
5. Modifier l'algorithme d'énumération implicite utilisé dans chacun des nœuds de l'arborescence de solutions en utilisant les routines `Goal()` et `CallBack()`.
6. Une dernière technique qui a démontré une bonne performance pour les problèmes GRWA de taille importante consiste à exclure les contraintes dites complémentaires du modèle mathématique et les mettre dans un espace à part. Ces contraintes sont rajoutées au modèle au fur et à mesure du parcours de l'arborescence de solutions et uniquement dans le cas où elles sont violées.

5.2 Instances des réseaux et modèles de trafic

Pour valider notre programme mathématique, on a utilisé quatre instances de réseaux anneaux : l'anneau R_4 à quatre nœuds, l'anneau R_7 à sept nœuds, et deux anneaux à dix nœuds, R_{10a} et R_{10b} (figures 5.1, 5.2 et 5.3). Les matrices de trafic $T_1^{OC_t}$, $T_2^{OC_t}$, $T_{3a}^{OC_t}$ et $T_{3b}^{OC_t}$ tel que $t \in \{OC-1, OC-3, OC-12\}$ sont utilisées respectivement dans les anneaux à quatre nœuds R_4 , à sept nœuds R_7 et à dix nœuds R_{10a} et R_{10b} .

Un élément T_{ij} de la matrice de trafic correspond au nombre de connexions entre le nœud source v_i et le nœud destination v_j et ayant une bande passante égale à la granularité OC_t .

Pour le réseau à dix nœuds, on considère deux matrices de trafic, une matrice pleine $T_{3a}^{OC_t}$ pour l'anneau R_{10a} qui représente le cas de trafic pur et une deuxième matrice $T_{3b}^{OC_t}$ pour l'anneau R_{10b} généré à partir de $T_{3a}^{OC_t}$ en découpant les connexions qui transitent par le nœud 3 ou le nœud 8 en deux connexions. La matrice $T_{3b}^{OC_t}$ représente le cas d'un trafic moins dense. Les deux instances de trafic $T_{3a}^{OC_t}$ et $T_{3b}^{OC_t}$ ont été utilisées pour analyser le comportement de notre modèle mathématique dans les deux cas extrêmes de trafic.

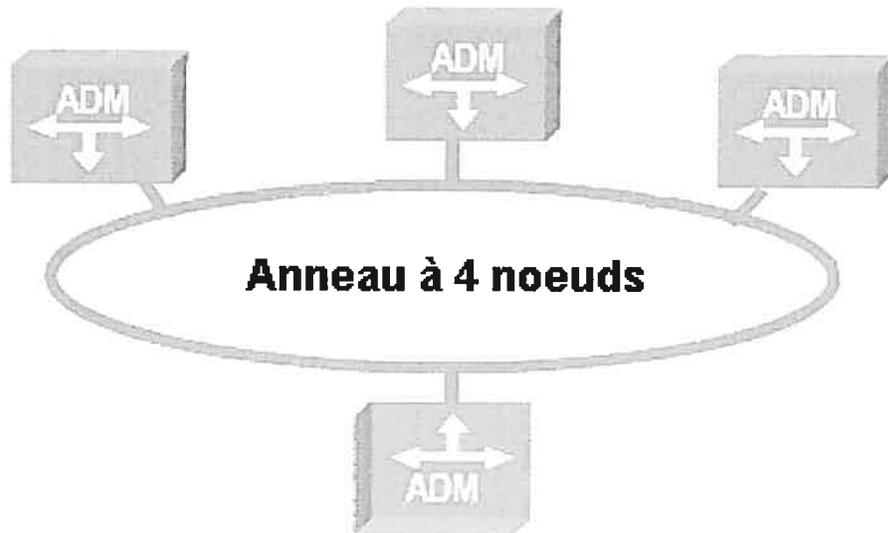


FIG. 5.1 – Anneaux UPSR/BLSR R_4 à 4 noeuds.

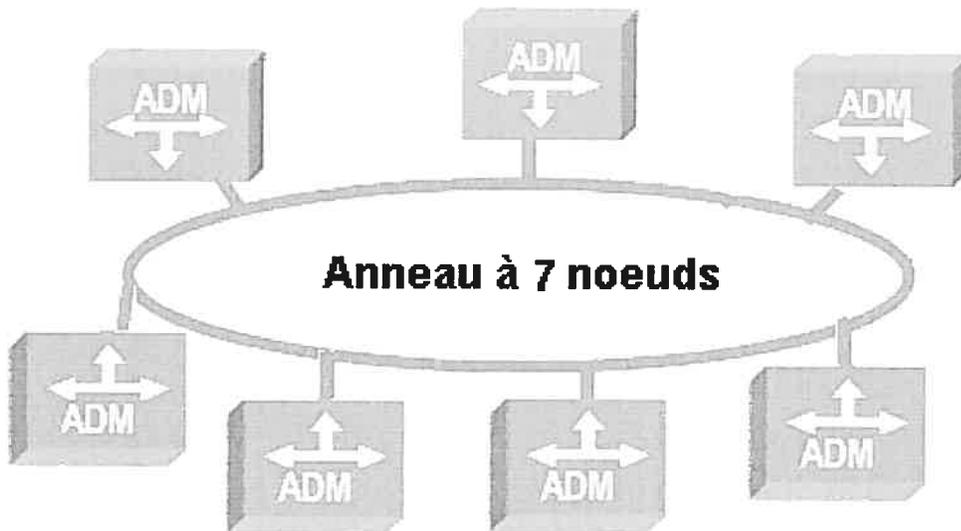


FIG. 5.2 – Anneaux UPSR/BLSR R_7 à 7 noeuds.

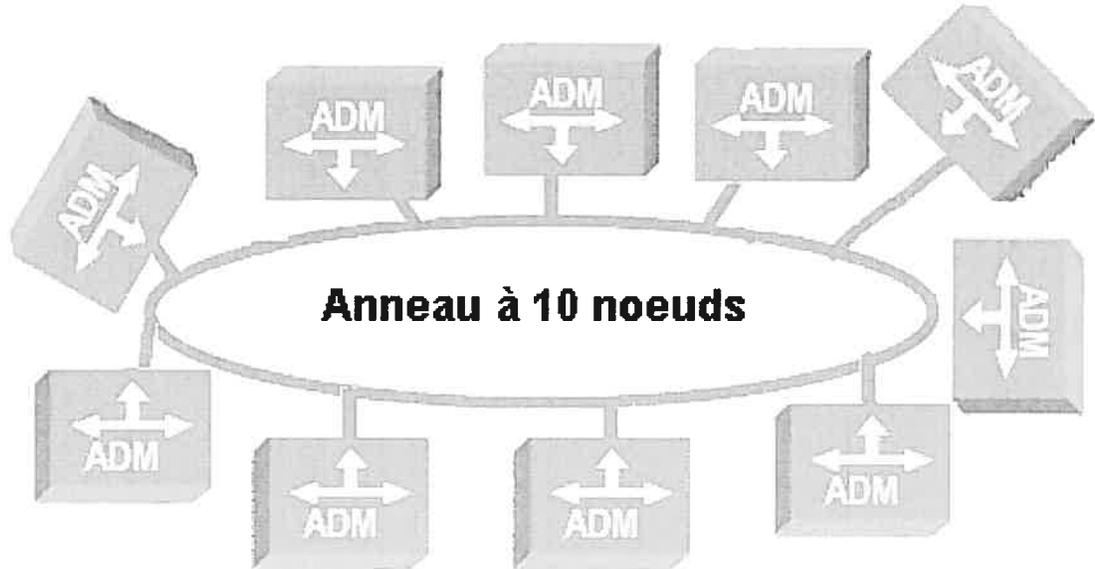


FIG. 5.3 – Anneaux UPSR/BLSR R_{10a} et R_{10b} à 10 nœuds.

Pour chaque instance, on considère les topologies UPSR et BLSR. On suppose que le trafic est généré par les nœuds du réseau. Deux nœuds consécutifs sont reliés par une ou deux fibres unidirectionnelles suivant qu'on considère une architecture unidirectionnelle ou une architecture bidirectionnelle.

Dans chaque fibre, il y a W longueurs d'onde de capacité fixée ou calculée par le programme mathématique.

L'insertion et l'extraction des connexions au niveau des nœuds de l'anneau sont réalisées par les équipements d'interconnexion (carte de transport). Une carte de transport (une entrée, une sortie) est installée au besoin dans chacun des nœuds pour assurer l'acheminement de la demande dans l'anneau. Une carte de transport relie un port d'entrée associé à une longueur d'onde et un port de sortie associé à la même ou une autre longueur d'onde. Une connexion ne peut changer de longueur d'onde qu'au niveau d'une carte de transport. Une longueur d'onde qui n'est pas sollicitée à un nœud donné peut faire un "bypass" via le OADM.

On étudie le cas des flots bifurqués et le cas des flots non bifurqués. Les matrices de trafic qu'on a utilisé pour valider notre modèle mathématique sont données dans l'annexe A.

Dans ce qui suit on présente les résultats numériques de la solution de dimensionnement classique et la solution exacte.

5.3 Dimensionnement classique

Cette solution consiste à installer un "hub" (DXC + SADMs), encore appelé nœud de service, dans un nœud de l'anneau. Le "hub" joue le rôle d'un nœud de service. L'architecture avec un nœud de service permet l'interconnexion des longueurs d'onde au niveau du nœud de service à travers le DXC (Digital Cross-Connect). Le DXC est capable de commuter toute connexion à faible débit en provenance de n'importe quelle longueur d'onde vers toute autre longueur d'onde en sortie du nœud de service. Avec cette architecture, chaque nœud envoie son trafic vers le nœud de service. A ce niveau le trafic est commuté, groupé et envoyé vers les nœuds destination sur les longueurs d'onde choisies. Pour choisir la capacité de la longueur d'onde à utiliser entre chaque paire de nœuds v_i et le nœud de service v_0 , on calcule dans la matrice de trafic la somme $Flot_{IN}$ des bandes passantes de toutes les connexions qui ont pour destination le nœud v_i et la somme $Flot_{OUT}$ des bandes passantes de toutes les connexions qui ont comme source le nœud v_i . Ensuite la capacité de la longueur d'onde est choisie comme décrit ci-dessous.

Cas 1 : si $\max(Flot_{IN}, Flot_{OUT}) \leq OC-48$ alors on choisit une longueur d'onde égale à OC-48. Le choix d'une longueur d'onde OC-48 plutôt qu'une longueur d'onde OC-192 se justifie par le fait que le coût d'une carte OC-192 est 2.5 fois plus élevé que le coût d'une carte OC-48, voir le tableau Tab 5.1.

Cas 2 : si $\max(Flot_{IN}, Flot_{OUT}) > OC-48$
et $\max(Flot_{IN}, Flot_{OUT}) \leq OC-96$
alors on choisit deux longueurs d'onde dont la capacité est égale à OC-48 chacune. Le choix de deux longueurs d'onde OC-48 plutôt qu'une longueur d'onde OC-192 se justifie par le fait que le coût d'une carte OC-192 est plus élevé que le coût de deux cartes OC-48, voir le tableau Tab 5.1.

Cas 3 : si $\max(Flot_{IN}, Flot_{OUT}) > OC-96$

et $\max(Flot_{IN}, Flot_{OUT}) \leq OC-192$

alors on choisit une longueur d'onde égale à OC-192. Le choix d'une longueur d'onde OC-192 se justifie par le fait que le coût d'une carte OC-192 est moins élevé que le coût de trois cartes OC-48, voir le tableau Tab 5.1.

Cas 4 : si $\max(Flot_{IN}, Flot_{OUT}) > OC-192$ alors on le décompose en des flots OC-192 et OC-48, puis on affecte les flots résultants à des longueurs d'onde OC-48 et/ou OC-192 en respectant les trois cas précédents.

TAB. 5.1 – Coût des cartes OC-48 et OC-192 en unité monétaire.

Type de cartes	Coût
OC-48	4
OC-192	10

Dans ce qui suit, on présente la solution de dimensionnement classique pour chacune des instances considérées.

1. Anneau R_4

TAB. 5.2 – Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_4

Nœuds	v_1	v_2	v_3	v_4	$Flot_{OUT}$
v_1	-	48	24	24	96
v_2	24	-	24	24	72
v_3	24	24	-	24	72
v_4	24	24	24	-	72
$Flot_{IN}$	72	96	72	72	

Dans la figure 5.4 on utilise huit longueurs d'onde OC-48 et 16 cartes de transport. En Effet :

nœud 1 opère sur λ_1 et λ_2 , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 2 opère sur λ_3 et λ_4 , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 3 opère sur λ_5 et λ_6 , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 4 opère sur λ_7 et λ_8 , donc quatre cartes OC-48.

Soit une fonction objectif égale à $f_{obj} = 4 \times 16 = 64$.

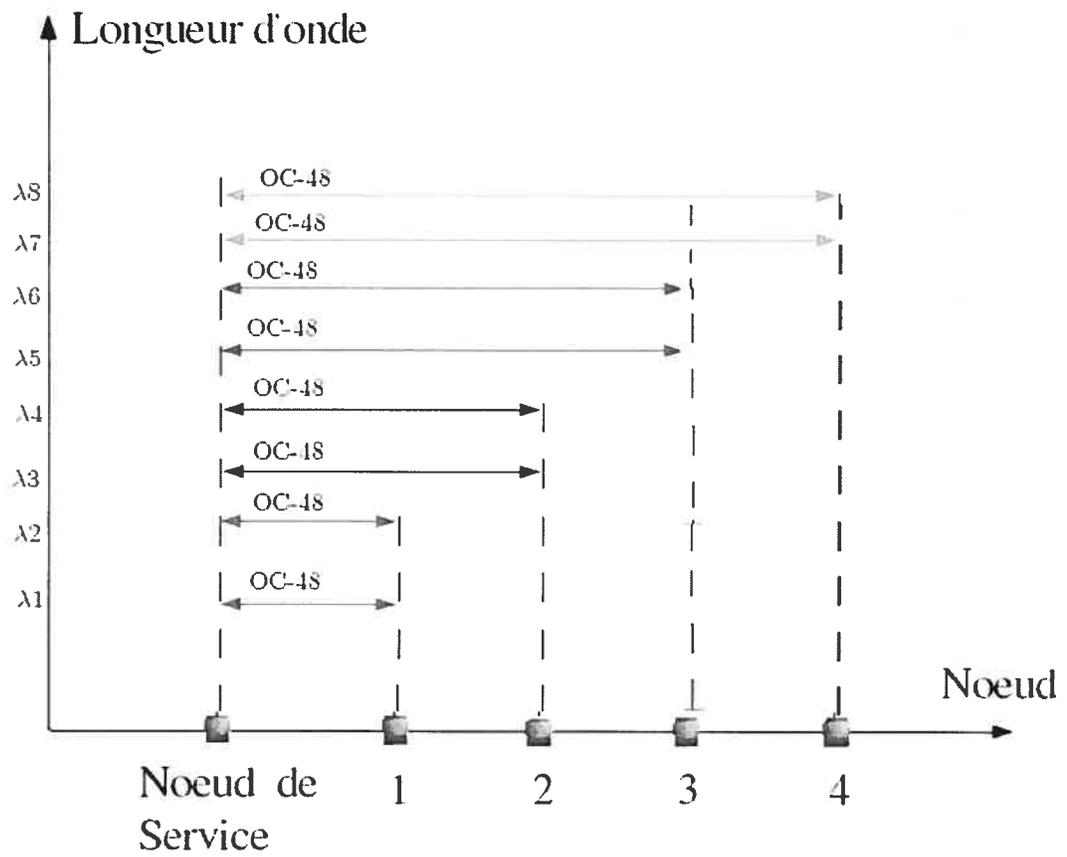


FIG. 5.4 – Solution avec un nœud de service pour l’anneau R_4 .

2. Anneau R_7 TAB. 5.3 – Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_7

Nœuds	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	$Flot_{OUT}$
v_1	-	1	16	-	1	15	-	33
v_2	1	-	17	1	28	17	1	65
v_3	15	20	-	16	32	34	16	133
v_4	-	1	13	-	1	16	-	31
v_5	1	13	17	1	-	17	1	50
v_6	16	17	46	13	17	-	16	125
v_7	-	1	17	-	1	13	-	32
$Flot_{IN}$	33	53	126	31	80	112	34	

Dans la figure 5.5 on utilise 2 longueurs d'onde OC-192, 7 longueurs d'onde OC-48 et 18 cartes de transport. En effet :

nœud 1 opère sur λ_1 , donc deux cartes OC-48,
 nœud 2 opère sur λ_2 et λ_3 , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 3 opère sur λ_4 , donc deux cartes OC-192,
 nœud 4 opère sur λ_5 , donc deux cartes OC-48,
 nœud 5 opère sur λ_6 et λ_7 , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 6 opère sur λ_8 , donc deux cartes OC-192,
 nœud 7 opère sur λ_9 , donc deux cartes OC-48.

Soit une fonction objectif égale à $f_{obj} = 4 \times 14 + 10 \times 4 = 56 + 40 = 96$.

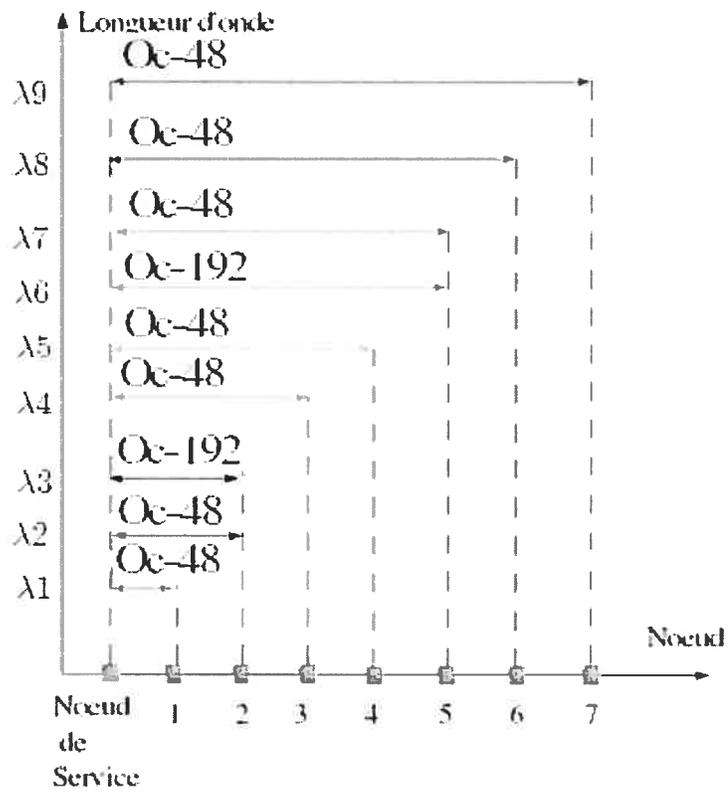


FIG. 5.5 – Solution avec un noeud de service pour l’anneau R_7 .

3. Anneau R_{10a} TAB. 5.4 – Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_{10a}

Nœuds	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9	v_{10}	$Flot_{OUT}$
v_1	-	1	16	-	1	16	-	1	13	-	48
v_2	1	-	17	1	28	17	1	13	17	1	96
v_3	16	17	-	16	17	34	16	17	46	13	192
v_4	-	1	13	-	1	16	-	1	16	-	48
v_5	1	13	17	1	-	17	1	28	17	1	96
v_6	16	17	46	13	17	-	16	17	34	16	192
v_7	-	1	16	-	1	13	-	1	16	-	48
v_8	1	28	17	1	13	17	1	-	17	1	96
v_9	13	17	34	16	17	49	13	17	-	16	192
v_{10}	-	1	16	-	1	13	-	1	16	-	48
$Flot_{IN}$	48	96	192	48	96	192	48	96	192	48	

Dans la figure 5.6 on utilise 3 longueurs d'onde OC-192, 10 longueurs d'onde OC-48 et 26 cartes de transport. En effet :

nœud 1 opère sur λ_1 , donc deux cartes OC-48,
 nœud 2 opère sur λ_2 et λ_3 , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 3 opère sur λ_4 , donc deux cartes OC-192,
 nœud 4 opère sur λ_5 , donc deux cartes OC-48,
 nœud 5 opère sur λ_6 et λ_7 , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 6 opère sur λ_8 , donc deux cartes OC-192,
 nœud 7 opère sur λ_9 , donc deux cartes OC-48,
 nœud 8 opère sur λ_{10} et λ_{11} , donc quatre cartes OC-48,
 nœud 9 opère sur λ_{12} , donc deux cartes OC-192,
 nœud 10 opère sur λ_{13} , donc deux cartes OC-48.

Soit une fonction objectif égale à $f_{obj} = 4 \times 20 + 10 \times 6 = 80 + 60 = 140$.

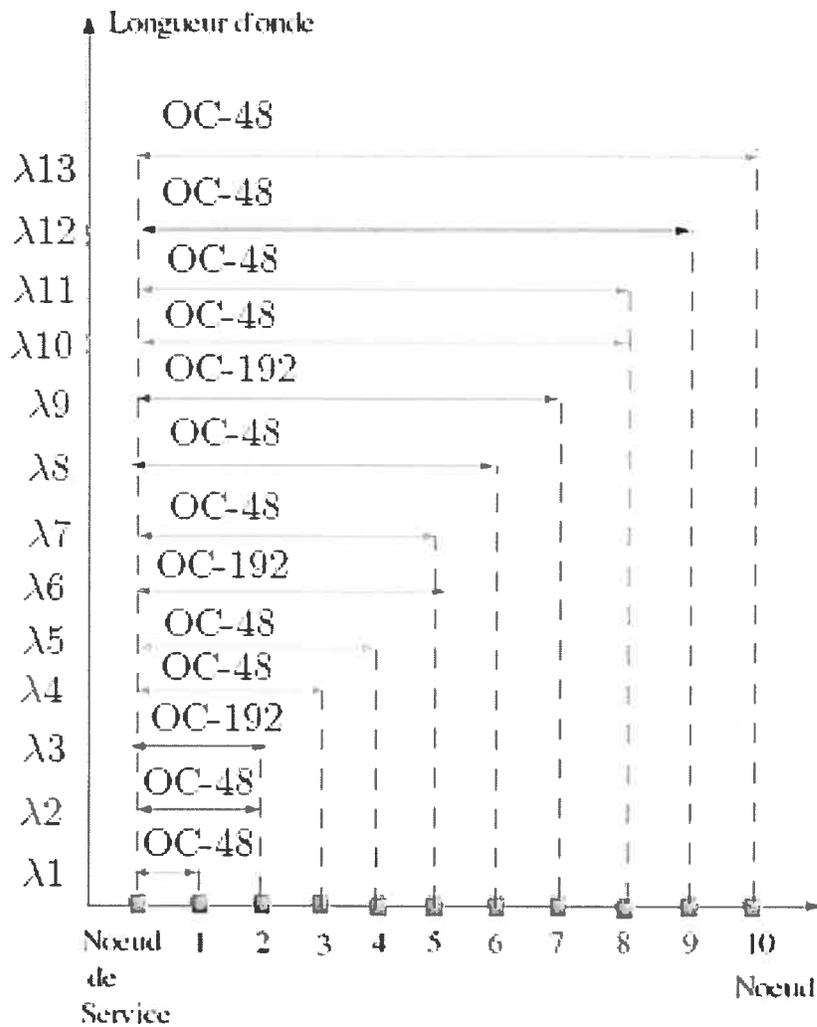


FIG. 5.6 – Solution avec un nœud de service pour l’anneau R_{10a} .

4. Anneau R_{10b} TAB. 5.5 – Calcul de $Flot_{IN}$ et $Flot_{OUT}$ pour l'anneau R_{10b}

Nœuds	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9	v_{10}	$Flot_{OUT}$
v_1	-	1	16	31	-	-	-	-	-	-	48
v_2	-	-	14	84	-	-	-	-	-	-	98
v_3	-	-	-	192	-	-	-	-	-	-	192
v_4	-	-	-	-	96	175	31	50	196	-	548
v_5	-	-	-	-	-	17	1	28	-	50	96
v_6	-	-	-	-	-	-	16	17	144	-	177
v_7	-	-	-	-	-	-	-	1	47	-	48
v_8	-	-	-	-	-	-	-	-	84	-	84
v_9	47	82	143	177	-	-	-	-	-	47	496
v_{10}	-	1	16	31	-	-	-	-	-	-	50
$Flot_{IN}$	47	84	189	515	96	192	48	96	471	97	

Dans la figure 5.7 on utilise 9 longueurs d'onde OC-192, et 8 longueurs d'onde OC-48 et 34 cartes de transport. En effet :

nœud 1 opère sur λ_1 , donc deux cartes OC-48,
nœud 2 opère sur λ_2 , donc deux cartes OC-192,
nœud 3 opère sur λ_3 , donc deux cartes OC-192,
nœud 4 opère sur λ_4 , λ_5 et λ_6 , donc six cartes OC-192,
nœud 5 opère sur λ_7 et λ_8 , donc quatre cartes OC-48,
nœud 6 opère sur λ_9 , donc deux cartes OC-192,
nœud 7 opère sur λ_{10} , donc deux cartes OC-48,
nœud 8 opère sur λ_{11} et λ_{12} , donc quatre cartes OC-48,
nœud 9 opère sur λ_{13} , λ_{14} et λ_{15} , donc six cartes OC-192,
nœud 10 opère sur λ_{16} , et λ_{17} , donc quatre cartes OC-48,

Soit une fonction objectif égale à $f_{obj} = 4 \times 16 + 10 \times 18 = 64 + 180 = 244$.

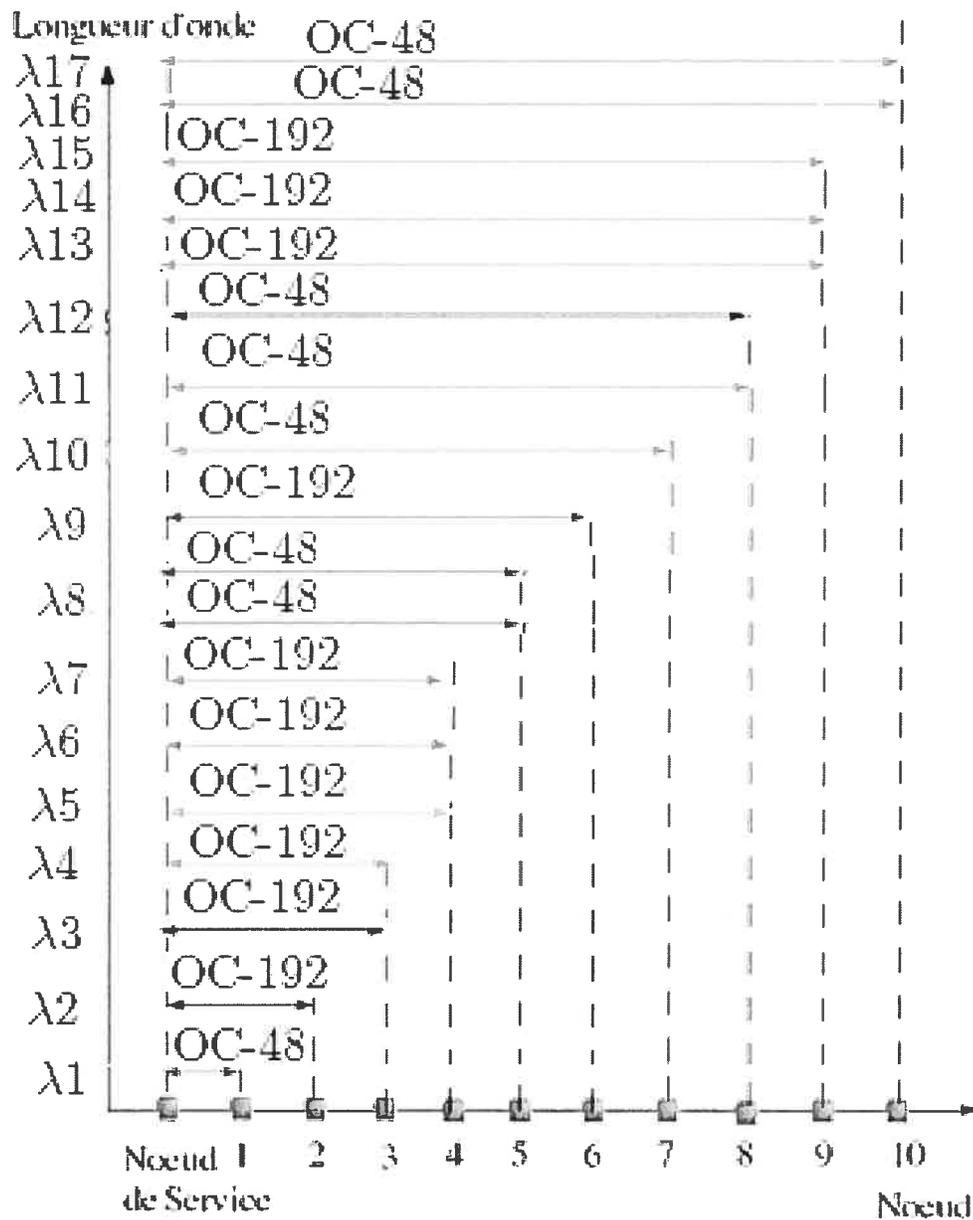


FIG. 5.7 – Solution avec un nœud de service pour l'anneau R_{10b} .

5.4 Résultats de calcul de l'algorithme exact

les résultats de calcul sont présentés dans des tableaux selon le modèle suivant :

- la colonne 1 représente l'architecture de l'anneau,
- la colonne 2 représente le nombre de connexions OC-1, OC-3 et OC-12,
- la colonne 3 représente le nombre de signaux de transport utilisés pour le routage de trafic,
- la colonne 4 représente la valeur de la fonction objectif,
- la colonne 5 représente le nombre de connexions avec 1 saut, 2 sauts, 3 sauts et plus que 4 sauts,
- la colonne 6 représente le nombre moyen des sauts par connexion,
- la colonne 7 représente la charge du réseau absolue et relative.

5.4.1 Avec continuité de la longueur d'onde et capacité fixée du signal de transport

I - Anneau UPSR

1- Flots non bifurqués

TAB. 5.6 – UPSR, flots non bifurqués avec continuité de la longueur d'onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $a \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec hops				$\frac{\# \text{hops}}{\# \text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a \geq 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.20
				$a \geq 1, b \geq 1$	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.32
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	100	57	14	16	15	2.21	0.10	0.10
				$a = 3, b \geq 1$	94	58	22	17	11	1.99	0.08	0.09
R_{10a}	78	43	54	$a = 3, b = 0$	190	130	23	77	14	1.51	0.47	0.47
				$a = 3, b = 1$	188	129	14	14	10	1.45	0.43	0.35
				$a = 3, b = 2$	188	129	14	14	10	1.45	0.28	0.40
R_{10b}	230	70	114	$a = 3, b = 0$	170	404	5	2	1	1.02	0.31	0.31
				$a = 3, b = 1$	166	406	6	1	0	1.01	0.23	0.29

2- Flots bifurqués

TAB. 5.7 – UPSR, flots bifurqués avec continuité de la longueur d’onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $a \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec hops				$\frac{\# \text{hops}}{\# \text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a \geq 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.20
				$a \geq 1, b \geq 1$	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.32
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	100	48	20	11	12	2.26	0.10	0.10
				$a = 3, b = 1$	94	65	16	11	0	1.85	0.08	0.09
				$a = 3, b \geq 2$	82	59	14	4	0	1.71	0.06	0.09
R_{10a}	78	43	54	$a = 1, b = 8$	164	129	14	14	10	1.45	0.15	0.47
				$a = 2, b = 6$	190	129	14	14	10	1.45	0.17	0.47
				$a = 3, b = 0$	190	130	8	15	12	1.69	0.47	0.47
				$a = 3, b = 1$	188	129	14	14	10	1.59	0.35	0.43
				$a = 3, b = 2$	188	129	14	14	18	1.59	0.28	0.40
				$a = 3, b = 3$	178	125	19	19	13	1.46	0.23	0.37
				$a = 3, b = 4$	170	125	21	21	13	1.45	0.20	0.35
				$a = 3, b = 5$	160	120	26	23	6	1.41	0.17	0.33
R_{10b}	230	70	114	$a = 0, b = 12$	180	392	5	3	2	1.09	0.07	0.31
				$a = 1, b = 8$	128	409	4	1	0	1.01	0.10	0.31
				$a = 2, b = 6$	84	400	6	4	0	1.02	0.11	0.26
				$a = 3, b = 0$	170	404	5	2	1	1.02	0.31	0.31
				$a = 3, b \geq 1$	166	406	6	1	0	1.01	0.23	0.29

II - Anneau BLSR

1- Flots non bifurqués

TAB. 5.8 – BLSR, flots non bifurqués avec continuité de la longueur d'onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $b \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec				$\frac{\# \text{hops}}{\# \text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a \geq 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.10
				$a \geq 1, b \geq 1$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.16
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	100	50	28	10	12	2.22	0.05	0.05
				$a = 3, b \geq 1$	80	62	26	13	11	1.81	0.04	0.05
R_{10a}	78	43	54	$a = 3, b = 0$	170	142	17	11	5	1.32	0.23	0.23
				$a = 3, b = 1$	162	156	3	4	2	1.21	0.21	0.21
R_{10b}	230	70	114	$a = 3, b = 0$	170	404	5	2	1	1.02	0.15	0.15
				$a = 3, b = 1$	166	406	6	1	0	1.01	0.11	0.13

2- Flots bifurqués

TAB. 5.9 – BLSR, flots bifurqués avec continuité de la longueur d'onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $b \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec				$\frac{\#\text{hops}}{\#\text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a \geq 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.10
				$a \geq 1, b \geq 1$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.16
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	100	50	28	10	12	2.22	0.05	0.05
				$a = 3, b \geq 1$	80	62	23	13	11	1.81	0.04	0.05
				$a = 3, b \geq 1$	72	81	28	3	2	1.32	0.02	0.04
R_{10a}	78	43	54	$a = 3, b = 0$	170	142	17	11	5	1.32	0.23	0.23
				$a = 3, b = 1$	162	156	3	4	2	1.21	0.21	0.21
R_{10b}	230	70	114	$a = 3, b = 0$	170	404	5	2	1	1.02	0.15	0.15
				$a = 3, b = 1$	166	406	6	1	0	1.01	0.11	0.13

5.4.2 Sans continuité de la longueur d'onde avec capacité du signal de transport fixée.

I - Anneau UPSR

1- Flots non bifurqués

TAB. 5.10 – UPSR, flots non bifurqués sans continuité de la longueur d'onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $b \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec hops				$\frac{\# \text{hops}}{\# \text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a \geq 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.20
				$a \geq 1, b \geq 1$	40						0.20	0.32
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	90	73	18	14	9	2.0	0.08	0.09
				$a = 3, b \geq 1$	86						0.06	0.09
R_{10a}	78	43	54	$a = 3, b = 0$	150	126	8	15	15	1.69	0.47	0.47
				$a = 3, b = 1$	146						0.35	0.43
R_{10b}	230	70	114	$a = 3, b = 0$	170	406	7	1	0	1.02	0.31	0.31
				$a = 3, b = 1$	166						0.23	0.29

2- Flots bifurqués

TAB. 5.11 – UPSR, flots bifurqués sans continuité de la longueur d’onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $b \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec hops				$\frac{\# \text{hops}}{\# \text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a \geq 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.20
				$a \geq 1, b \geq 1$	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.32
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	90	59	44	11	0	1.57	0.08	0.09
				$a = 3, b \geq 1$	72	95	6	7	0	1.34	0.06	0.09
R_{10a}	78	43	54	$a = 3, b = 0$	150	126	8	15	22	1.69	0.47	0.47
				$a = 3, b = 1$	146	132	29	10	4	1.34	0.35	0.43
R_{10b}	230	70	114	$a = 3, b = 0$	170	406	7	1	0	1.01	0.31	0.31
				$a = 3, b = 1$	166	408	5	1	0	1.02	0.23	0.29

II - Anneau BLSR

1- Flots non bifurqués

TAB. 5.12 – BLSR, flots non bifurqués sans continuité de la longueur d'onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $b \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec hops				$\frac{\# \text{hops}}{\# \text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a \geq 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.10
				$a \geq 1, b = 1$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.16
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	90	59	44	11	0	1.57	0.05	0.05
				$a = 3, b = 1$	72	95	6	7	6	1.34	0.04	0.05
R_{10a}	78	43	54	$a = 3, b = 0$	150	117	21	15	12	1.45	0.15	0.15
				$a = 3, b = 1$	146	128	20	26	1	1.42	0.11	0.14
R_{10b}	230	70	114	$a = 3, b = 0$	168	398	5	9	2	1.07	0.15	0.15
				$a = 3, b = 1$	158	395	12	2	5	1.06	0.11	0.14

2- Flots bifurqués

TAB. 5.13 – BLSR, flots bifurqués sans continuité de la longueur d'onde.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport $b \times \text{OC-48}$ $b \times \text{OC-192}$	f_{obj}	#connexions avec hops				$\frac{\# \text{hops}}{\# \text{conx.}}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	$a = 2, b = 0$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.10
				$a = 1, b \geq 1$	40	74	36	0	0	1.32	0.10	0.16
R_7	53	22	29	$a = 3, b = 0$	90	59	44	11	0	1.57	0.05	0.05
				$a = 3, b \geq 1$	72	95	6	7	6	1.34	0.04	0.05
R_{10a}	78	43	54	$a = 3, b = 0$	150	117	21	15	12	1.45	0.15	0.15
				$a = 3, b = 1$	146	128	20	26	1	1.42	0.11	0.14
R_{10b}	230	70	114	$a = 3, b = 0$	168	398	5	9	2	1.07	0.15	0.15
				$a = 3, b = 1$	158	395	12	2	5	1.06	0.11	0.14

5.4.3 Sans continuité de la longueur d'onde avec capacité du signal de transport calculée par le programme

I. Anneau UPSR

TAB. 5.14 – UPSR, flots bifurqués avec capacité de la longueur d'onde calculée.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport N	f_{obj}	#connexions avec hops				$\frac{\#hops}{\#conx.}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	3	40	74	36	0	0	1.32	0.20	0.26
R_7	53	22	29	≤ 3	70	97	11	5	1	1.21	0.10	0.21
R_{10a}	78	43	54	3	150	145	12	5	13	1.29	0.47	0.47
				4	150	151	15	9	0	1.18	0.35	0.35
				5	150	160	9	6	0	1.12	0.28	0.28
R_{10b}	230	70	114	3	170	406	7	1	0	1.02	0.31	0.31
				4	166	408	5	1	0	1.01	0.23	0.28

II. Anneau BLSR

TAB. 5.15 – BLSR, flots bifurqués avec capacité de la longueur d’onde calculée.

A N N E A U	#connexions			Signal Transport N	f_{obj}	#connexions avec				$\frac{\#hops}{\#conx.}$	Charge du réseau	
	OC-1	OC-3	OC-12			1	2	3	≥ 4		L^1	L^2
R_4	72	24	14	2	32	114	0	0	0	1.00	0.10	0.38
				≥ 3	24	114	0	0	0	1.00	0.06	0.40
R_7	53	22	29	3	70	97	11	5	1	1.21	0.05	0.10
				4	70	90	15	9	0	1.18	0.04	0.10
				5	70	99	9	6	0	1.12	0.03	0.09
R_{10a}	78	43	54	3	130	123	31	15	6	1.45	0.23	0.28
				4	160 ¹	125	27	19	4	1.44	0.17	0.21
R_{10b}	230	70	114	3	160	362	27	22	3	1.19	0.15	0.25
				4	154	395	12	7	0	1.18	0.11	0.20

¹ : meilleure solution réalisable obtenue avec un gap de 19%.

5.5 Récapitulatif des valeurs de la fonction objectif pour les différents scénarios de conception

Dans les tableaux Tab 5.16 et Tab 5.17 on donne un récapitulatif des meilleures valeurs de la fonction objectif calculées pour les différents scénarios.

TAB. 5.16 – Récapitulatif des valeurs de la fonction objectif dans le cas UPSR.

Scénario	Anneau	Nombre de longueurs d'onde a OC-48 et b OC-192	Fonction objectif exacte	Fonction objectif classique
UPSR avec continuité des longueurs d'onde et des flots non bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b \geq 1$	94	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 1$	188	140
	R_{10b}	$a = 3, b = 1$	166	244
UPSR avec continuité des longueurs d'onde et des flots bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b \geq 2$	82	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 5$	160	140
UPSR sans continuité des longueurs d'onde et des flots non bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b \geq 1$	86	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 1$	146	140
	R_{10b}	$a = 3, b = 1$	166	244
	R_{10b}	$a = 2, b = 6$	84	244
UPSR sans continuité des longueurs d'onde et des flots bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b \geq 2$	72	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 5$	146	140
	R_{10b}	$a = 2, b = 6$	166	244
UPSR sans continuité des longueurs d'onde et des capacités des longueurs d'onde calculées par le programme	R_4	$a + b = 3$	40	64
	R_7	$a + b = 3$	70	96
	R_{10a}	$a + b = 3$	150	140
	R_{10b}	$a + b = 4$	158	244

TAB. 5.17 – Récapitulatif des valeurs de la fonction objectif dans le cas BLSR.

Scénario	Anneau	Nombre de longueurs d'onde a OC-48 et b OC-192	Fonction objectif exacte	Fonction objectif classique
BLSR sans continuité des longueurs d'onde et des flots non bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b = 1$	72	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 1$	146	140
	R_{10b}	$a = 3, b = 1$	158	244
BLSR sans continuité des longueur d'onde et des flots bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b \geq 1$	72	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 1$	146	140
	R_{10b}	$a = 2, b = 1$	158	244
BLSR avec continuité des longueurs d'onde et des flots non bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b \geq 1$	80	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 1$	162	140
	R_{10b}	$a = 3, b = 1$	168	244
BLSR avec continuité des longueurs d'onde et des flots bifurqués	R_4	$a \geq 2, b = 0$	40	64
	R_7	$a = 3, b \geq 1$	72	96
	R_{10a}	$a = 3, b = 1$	162	140
	R_{10b}	$a = 2, b = 1$	168	244
BLSR sans continuité des longueurs d'onde et des capacités des longueurs d'onde calculées par le programme	R_4	$a + b = 3$	24	64
	R_7	$a + b = 3$	70	96
	R_{10a}	$a + b = 3$	130	140
	R_{10b}	$a + b = 3$	154	244

5.6 Interprétation des résultats

Pour les instances des anneaux R_4 , R_7 et R_{10b} , on constate une amélioration de la valeur de la fonction objectif par rapport au cas classique avec un nœud de service dans tous les scénarios considérés. L'amélioration est de l'ordre de 30 à 50%. Cette différence décroît avec la croissance de la taille de l'anneau. Cette amélioration est liée au fait qu'on utilise moins de longueurs d'onde et par conséquent moins d'équipements d'interconnexion de type cartes de transport.

Dans le cas de l'instance R_{10a} , on constate une amélioration de la valeur de la fonction objectif par rapport au dimensionnement classique avec un nœud de service uniquement pour le scénario anneau BLSR, sans contrainte de continuité des longueurs d'onde et les capacités des signaux de transport sont calculées au besoin lien par lien.

Les scénarios sans contrainte de continuité de la longueur d'onde présentent des gains de l'ordre de 6 à 13 % en termes des cartes de transport par rapport aux scénarios où on impose une contrainte de continuité de la longueur d'onde pour tous les signaux au niveau du nœud. Ces observations sont confirmées pour les cas UPSR et BLSR. Ce gain est dû au fait que chaque nœud se comporte comme un DXC (Digital Cross-Connect) à cause de possibilités d'échange entre les longueurs d'onde dans le DXC.

Pour le scénario BLSR, on observe une légère réduction des coûts d'interconnexion (cartes de transport) par rapport au cas UPSR pour certaines instances de trafic. Cette faible variation des coûts peut s'expliquer par les deux facteurs suivants :

1. doubler la bande passante disponible par rapport au cas UPSR ne garantit pas une diminution du nombre de cartes de transport et du nombre de sauts par connexion,
2. l'architecture BLSR n'offre qu'un seul chemin de plus par rapport au cas UPSR.

On constate, sauf pour une exception, aucune variation de la valeur de la fonction objectif entre les solutions avec flots bifurqués et les solutions avec flots non bifurqués. Cette faible variation s'explique par la structure des granularités de

trafic. Les différentes granularités considérées dans les instances de trafic sont des multiples. En effet : $OC-3=3OC-1$; $OC-12=4OC-3=12-OC1$.

Dans les différents scénarios étudiés dans nos expériences de calcul, on calcule le nombre de sauts entre la source et la destination pour chaque connexion. Cette valeur peut servir d'indicateur sur le temps de propagation pour chaque signal client. On observe une augmentation du nombre de sauts, si on diminue le nombre de longueurs d'onde utilisées et inversement.

On constate une variation de 2 à 10% de la valeur de la fonction objectif, si on favorise l'usage des longueurs d'onde OC-48 par rapport à des longueurs d'onde OC-192, voir Tableaux TAB 5.16 et TAB 5.17. Ceci s'explique par le rapport de pondération de 2.5 entre les cartes de transport OC-48 et OC-192.

Dans la deuxième partie de nos expériences de calcul, on considère le cas des programmes mathématiques qui calculent les capacités des longueurs d'onde nécessaires pour acheminer la demande. Les résultats montrent une réduction des coûts par rapport au scénario où les capacités des longueurs d'onde sont fixées à l'entrée du programme mathématique. Ceci est dû à la possibilité de changer la capacité de la longueur d'onde lors de son passage par une carte de transport.

Nos expériences de calcul ont été réalisées sur des machines IBM (PIV 2.8Ghz et 3Go de RAM). Les temps de calcul pour les différents scénarios sont donnés dans le tableau suivant.

TAB. 5.18 – Temps de calcul pour les différents scénarios

Scénarios	Temps de calcul
Anneau R_4	inférieure à 16 heures
Anneau R_7	inférieure à 1 jours
Anneau R_{10a}	2 à 10 jours
Anneau R_{10b}	1 à 3 jours

Chapitre 6

Conclusion

L'objectif de ce mémoire est de développer dans une première étape, un modèle mathématique générique pour résoudre le problème GRWA sur un anneau SONET-MSP pour les différents scénarios d'architectures et de modèles de trafic. Dans ce modèle on considère :

- les cas de flots bifurqués et non bifurqués,
- les anneaux UPSR et BLSR,
- avec et sans contrainte de continuité des longueurs d'onde,
- capacité de la longueur d'onde fixée ou calculée au besoin lien par lien.

Dans une deuxième étape, les programmes mathématiques développés pour ces différents scénarios sont résolus à l'aide de la bibliothèque "Concert Technology" de CPLEX-MIP.

A la lumière des résultats du calcul obtenus pour les différents scénarios des instances de réseaux et de modèles de trafic, le coût minimal a été obtenu avec une architecture anneau BLSR, sans contrainte de continuité des longueurs d'onde et les capacités des signaux de transport sont calculées par le programme mathématique.

Cette solution de dimensionnement demeure inégalée en termes des coûts de conception même par rapport à la solution classique avec un nœud de service. Donc, ce dernier scénario de dimensionnement peut être considéré comme un meilleur choix technologique pour mettre en place une plate-forme qui serait capable d'acheminer tout le trafic avec un coût minimum. De plus, ce choix offre

d'une part une infra-structure avec une forte tolérance aux pannes grâce à son architecture bidirectionnelle et d'autre part une interface avec de multiples services garantis par ses composantes MSPPs.

Toutefois les autres scénarios de dimensionnement demeurent de bons choix technologiques. En effet, les résultats du calcul de leurs coûts de déploiement montrent les gains considérables qu'on peut réaliser, si on passe de l'architecture avec un nœud de service vers les anneaux SONET et MSPP, où l'agilité est répartie entre différents nœuds de l'anneau via les cartes de transport.

Une solution optimale est obtenue pour toutes les instances de taille modeste (nombre de nœuds et nombre de connexions) du problème GRWA sur anneau. Pour les anneaux de plus que dix nœuds et de quelques centaines des connexions, on parle d'un problème réputé difficile. Notre méthode de calcul développée avec CPLEX-MIP ne peut fournir que des résultats quasi optimum avec un écart de 10 à 15% entre la valeur de la meilleure solution obtenue et la valeur de la relaxation continue (borne inférieure). Pour la résolution jusqu'à l'optimalité en un temps de calcul raisonnable, on pourra considérer des méthodes de décomposition telles que la génération de colonnes et la relaxation Lagrangienne. Une autre alternative consiste à développer une approche heuristique et la combiner avec le programme exact pour subdiviser les problème GRWA sur anneau en des sous problèmes plus faciles à résoudre.

Dans un autre axe pour des recherches futures, on pourra développer des solutions SONET-WDM avec des OXC (Optical Cross-Connect). Le remplacement des MSPPs par des OXCs présente certain avantages à priori. En effet :

1. les OXCs opèrent dans un domaine totalement optique. Donc on garantit un temps de propagation du signal client moins élevé que lorsqu'on passe par des cartes de transport où on effectue des conversions O/E/O,
2. les OXCs permettent un échange plus flexible entre toutes les longueurs d'onde. En effet, dans le cas des cartes de transport, un changement de la longueur d'onde n'est possible qu'au niveau du MSPP et pour un sous-ensemble des longueurs d'onde,
3. il y a un gain aussi en termes de coût total des OXCs par rapport aux MSPPs.

Des expériences de calcul sont nécessaires pour explorer ces axes de recherche et pour valider et/ou prouver ces affirmations.

ANNEXE A

TAB. 1 – Matrice du trafic T_1^{OC-1} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3
v_0	-	6	6	6
v_1	6	-	6	6
v_2	6	6	-	6
v_3	6	6	6	-

TAB. 2 – Matrice du trafic T_1^{OC-3} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3
v_0	-	2	2	2
v_1	2	-	2	2
v_2	2	2	-	2
v_3	2	2	2	-

TAB. 3 – Matrice du trafic T_1^{OC-12} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3
v_0	-	3	1	1
v_1	1	-	1	1
v_2	1	1	-	1
v_3	1	1	1	-

TAB. 4 – Matrice du trafic T_2^{OC-1} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6
v_0	-	1	1	-	1	1	-
v_1	1	-	2	1	1	2	1
v_2	1	2	-	1	2	7	1
v_3	-	1	1	-	1	1	-
v_4	1	1	2	1	-	2	1
v_5	1	2	4	1	2	-	1
v_6	-	1	2	-	1	1	-

TAB. 5 – Matrice du trafic T_2^{OC-3} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6
v_0	-	-	1	-	-	1	-
v_1	-	-	1	-	1	1	-
v_2	1	2	-	1	2	1	1
v_3	-	-	-	-	-	1	-
v_4	-	-	1	-	-	1	-
v_5	1	1	2	-	1	-	1
v_6	-	-	1	-	-	-	-

TAB. 6 – Matrice du trafic T_2^{OC-12} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6
v_0	-	-	1	-	-	1	-
v_1	-	-	1	-	2	1	-
v_2	1	1	-	1	2	2	1
v_3	-	-	1	-	-	1	-
v_4	-	1	1	-	-	1	-
v_5	1	1	3	1	1	-	1
v_6	-	-	1	-	-	1	-

TAB. 7 – Matrice du trafic T_{3a}^{OC-1} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9
v_0	-	1	1	-	1	1	-	1	1	-
v_1	1	-	2	1	1	2	1	1	2	1
v_2	1	2	-	1	2	7	1	2	7	1
v_3	-	1	1	-	1	1	-	1	1	-
v_4	1	1	2	1	-	2	1	1	2	1
v_5	1	2	7	1	2	-	1	2	7	1
v_6	-	1	1	-	1	1	-	1	1	-
v_7	1	1	2	1	1	2	1	-	2	1
v_8	1	2	7	1	2	7	1	2	-	1
v_9	-	1	1	-	1	1	-	-	1	-

TAB. 8 – Matrice du trafic T_{3a}^{OC-3} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9
v_0	-	-	1	-	-	1	-	-	-	-
v_1	-	-	1	-	1	1	-	-	1	-
v_2	1	1	-	1	1	1	1	1	1	-
v_3	-	-	-	-	-	1	-	-	1	-
v_4	-	-	1	-	-	1	-	1	1	-
v_5	1	1	1	-	1	-	1	1	1	1
v_6	-	-	1	-	-	-	-	-	1	-
v_7	-	1	1	-	-	1	-	-	1	-
v_8	-	1	1	1	1	1	-	1	-	1
v_9	-	-	1	-	-	-	-	-	1	-

TAB. 9 – Matrice du trafic T_{3a}^{OC-12} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9
v_0	-	-	1	-	-	1	-	-	1	-
v_1	-	-	1	-	2	1	-	1	1	-
v_2	1	1	-	1	1	2	1	2	3	1
v_3	-	-	1	-	-	1	-	-	1	-
v_4	-	1	1	-	-	1	-	2	1	-
v_5	1	1	3	1	1	-	1	1	2	1
v_6	-	-	1	-	-	1	-	-	1	-
v_7	-	2	1	-	1	1	-	-	1	-
v_8	1	1	2	1	1	3	1	1	-	1
v_9	-	-	1	-	-	1	-	-	1	-

TAB. 10 – Matrice du trafic T_{3b}^{OC-1} .

Nœuds	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9	v_{10}
v_1	-	1	1	4	-	-	-	-	-	-
v_2	-	-	2	9	-	-	-	-	-	-
v_3	-	-	-	24	-	-	-	-	-	-
v_4	-	-	-	-	12	22	4	8	19	-
v_5	-	-	-	-	-	2	1	1	8	-
v_6	-	-	-	-	-	-	1	2	21	-
v_7	-	-	-	-	-	-	-	1	5	-
v_8	-	-	-	-	-	-	-	-	12	-
v_9	5	10	20	24	-	-	-	-	-	5
v_{10}	-	1	1	4	-	-	-	-	-	-

TAB. 11 – Matrice du trafic T_{3b}^{OC-3} .

Nœuds	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9	v_{10}
v_1	-	-	1	1	-	-	-	-	-	-
v_2	-	-	-	5	-	-	-	-	-1	-
v_3	-	-	-	8	-	-	-	-	-	-
v_4	-	-	-	-	4	7	1	2	6	-
v_5	-	-	-	-	-	1	-	1	-	-
v_6	-	-	-	-	-	-	1	1	1	-
v_7	-	-	-	-	-	-	-	-	2	-
v_8	-	-	-	-	-	-	-	-	4	-
v_9	2	4	5	7	-	-	-	-	7	-
v_{10}	-	-	1	1	-	-	-	-	-	-

TAB. 12 – Matrice du trafic T_{3b}^{OC-12} .

Nœuds	v_0	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7	v_8	v_9
v_0	-	-	1	2	-	-	-	-	-	-
v_1	-	-	1	5	-	-	-	-	-	-
v_2	-	-	-	12	-	-	-	-	-	-
v_3	-	-	-	-	6	11	2	3	11	-
v_4	-	-	-	-	-	1	-	2	3	-
v_5	-	-	-	-	-	-	1	1	10	-
v_6	-	-	-	-	-	-	-	-	3	-
v_7	-	-	-1	-	-	-	-	-	5	-
v_8	3	5	9	11	-	-	-	-	-	3
v_9	-	-	1	2	-	-	-	-	-	-

Bibliographie

- [1] O. Adamus, J. Copin, and E. Panetta. <http://igm.univ-mlv.fr>. Technical report, 2003. cette référence a été utilisée pour les figures du chapitre 2.
- [2] D. Banarjee and B. Mukherjee. Wavelength-Routed Optical Networks : Linear Formulation, Ressources Budgeting Tradeoffs, and a Reconfiguration Study. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 8 :598–607, 2000.
- [3] D. Banerjee and B. Mukherjee. A practical Approach for Routing and Wavelength Assignment in Large Wavelength-Routed Optical Networks. 14 :903–908, June 1996.
- [4] C. Berge and V. Chvatal. *Topics on Perfect Graphs*. Annals of Discrete Maths 21, North Holland, Amsterdam, 01 edition, 1984.
- [5] J. C. Bermond and D. Coudert. Traffic Grooming in Unidirectional WDM Ring Networks Using Design Theory. Anchorage Alaska USA, May 2003. IEEE ICC.
- [6] J.C Bermond, D. Coudert, and X. Munoz. The All-to-all Unitary Case. 7th IFIP Working Conference on Optical Network Design and Modeling, February 2003.
- [7] R. Berry and E. Modiano. Using Grooming Cross Connect to Reduce ADM Cost in SONET-WDM Ring Networks. *Optical Fiber Communication Conference and Exhibit*, 3 :WL3-1 – WL3-3, March 2001.
- [8] W. Cho, B. Mukherjee, and J. Wang. Improved Approach for Cost-effective Traffic Grooming in WDM Rings Networks Uniform Traffic Case. *Photonic Network communications*, 3 :245–254, 2001.
- [9] J. Deogun, L. Li, and S. Scott. Cost Effective Approaches for Circuit Construction in WDM SONET Rings. *Wireless and Optical Communications*, 01 :333–338, 2002.
- [10] Departement d’informatique CNAM France. <http://www.depinfo.cnam.fr>, septembre 2004. cette référence a été utilisée pour les figures du chapitre 2.
- [11] O. Frieder, X. Li, P. J. Wan, and L. Wu. Wavelength Assignment in WDM Rings to Minimize SONET ADMs. *IEEE Infocom*, pages 1020–1025, 2000.

- [12] O. Gerstel, P. Lin, and G. Sasaki. Wavelength Assignment in WDM Rings to Minimize Cost of Embedded SONET Rings. pages 94–101. INFOCOM '98. Seventeenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, March 1998.
- [13] O. Gerstel, P. Lin, and G. Sasaki. Combined WDM and SONET Network Design. pages 734–743, New York, March 1999. Proc. Infocom.
- [14] E. L. Goldstein, A. A. M. Saleh, and J. M. Simmons. On the Value of Wavelength Add/Drop in WDM Rings with Unifrom Traffic. *In Proc. OFC'98*, pages 361–362, 1998.
- [15] J. Guichard and I. Pepelnjak. *Architecture MPLS et VPN*. Campuspress, 47 bis, rue des Vinaigriers 75010 Paris, 01 edition, 2001.
- [16] M. Gurusamy, R. Murthy, and C. Siva. *WDM Optical Networks, Concepts, Design, and Algorithms*. Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, New Jersey 07458 USA, 01 edition, 2002.
- [17] W. Hong, B. Mukherjee, V. R. Vermuru, and J. Wang. Improved Approach for Cost Effective Traffic Grooming in WDM Rings Networks ILP Formulation and Single-Hop Multi-Hop connections. *LightWave Tehcnology*, 19 :1645–1653, November 2001.
- [18] A. Houle, B. Jaumard, and Y. Solari. WDM Network Dimensioning. Technical report, CRT, GERAD and Research Chair of Canada : Optimization of Communication Networks, 2004.
- [19] J. Q. Hu. Traffic Grooming in Wavelength-division-multiplexing Ring Networks a Linear Program Solution. *Journal of Optical Networking*, pages 397–408, 2002.
- [20] J. Q. Hu and C. Zhao. Traffic Grooming for WDM Rings with Dynamic Traffic. Technical report, Department of Manufacturing Engineering Boston University, 15 St. Marys Street Brookline, MA 02446, 2000.
- [21] IloG. *IloG Concert Technology, Reference Manual*. Gentilly, France, 1.0 edition, 2000.
- [22] IloG. *IloG Concert Technology, User's Manual*. Gentilly, France, 1.0 edition, 2000.
- [23] Fujitsu Network Communications Inc. [http ://www.fujitsu.com](http://www.fujitsu.com), 2004. cette référence a été utilisée pour les figures du chapitre 2.
- [24] R. Kandula and G. Sasaki. Grooming of Dynamic Tributary Traffic in WDM Rings with Rearrangements. Illinois USA, 2001. 39th annual Allerton Conference on Communication, Control, and computing Monticello Il.
- [25] B. Krishna and E. Thomas. *Multiwave Optical Networks A Layered Approach*. One Jacob way, Reading, Massachusetts 01867 USA, 01 edition, 1999.

- [26] M. Mina and A.K. Somani. On Physical Considerations in Design of Wavelength Grooming Optical Networks. 40th Annual Allerton Conference on Communication, Control and Computing, October 2002.
- [27] B. Mukherjee and J. Wang. Interconnected WDM Ring Networks : Strategies of Interconnection and Traffic Grooming. Technical report, Davis, CA 95616, USA, february 2001.
- [28] B. Mukherjee, H. Zang, and K. Zhu. Exploiting the Benefits of Virtual Concatenation in Optical Transport Networks. pages 363–364, Atlanta GA, March 2003. Technical Digest, Optical Fiber Communications Conference.
- [29] C. Qiao and X. Zhang. An effective and Comprehensive Approach for Traffic Grooming and Wavelength Assignment in SONET-WDM Rings. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 8 :608–617, October 2000.
- [30] R. Sinivasan and A. K. Somani. Analysis of Multi-rate Traffic in WDM Grooming Networks. pages 296–301, October 2002.
- [31] Cisco System and Al. *Technologie des Interconnexions Réseaux*. Campupress, 47 bis, rue des Vinaigriers 75010 Paris, 01 edition, 2001.
- [32] France Telecom. <http://www.rd.francetelecom.com>, Octobre 2004. cette référence a été utilisée pour les figures du chapitre 2.
- [33] Y.C. Timothy and P. J. Lin. The Ring Grooming Problem. *Wiley Periodicals Inc. Networks*, 44 :194–202, 2004.