



Contributions à la planification, à l'ingénierie de réseau et à l'ingénierie de trafic des réseaux optiques WDM

Nicolas Puech

2007D019

Décembre 2007

Département Informatique et Réseaux
Groupe MIC2 : Mathématiques de l'Information
des Communications et du Calcul

Université Pierre et Marie Curie (Paris 6)

École Doctorale d'Informatique, Télécommunications
et Électronique de Paris

Laboratoire Traitement et Communication de l'Information
UMR 5141 Unité Mixte de Recherche CNRS - GET/Télécom Paris
École Nationale Supérieure des Télécommunications

Habilitation à diriger des recherches

présentée par

Nicolas PUECH

Contributions à la planification, à l'ingénierie de réseau et à l'ingénierie de trafic des réseaux optiques WDM

Soutenue à Paris le 13 décembre 2007 devant le jury composé de :

Jean-Michel Dumas	Professeur à l'École Nationale Supérieure d'Ingénieurs de Limoges	Rapporteurs
Jacques Labetoulle	Chargé de Mission au Groupe des Écoles des Télécommunications	
Celso Ribeiro	Professeur à l'Université Catholique de Rio de Janeiro	
Philippe Chrétienne	Professeur à l'Université Pierre et Marie Curie - Paris 6	Examineurs
Olivier Hudry	Professeur à l'École Nationale Supérieure des Télécommunications	
Samir Tohmé	Professeur à l'Université de Versailles Saint-Quentin-en-Yvelines	

*À Pierre, Ursula, Sylvie et Adrien
à qui je dois mes premières chances,*

*à B.G., P.H. et D.P.
à qui je dois ma deuxième chance,*

*à M.B.
à qui je dois de l'apprécier,*

avec reconnaissance

Remerciements

Je remercie vivement les membres du jury qui m'ont fait l'honneur d'examiner mes travaux : Jean-Michel Dumas, Jacques Labetoulle et Celso Ribeiro qui ont accepté de rapporter sur ces travaux, Philippe Chrétienne qui a bien voulu défendre mon dossier d'habilitation au sein de l'Université Paris 6 - Pierre et Marie Curie, ainsi que Samir Tohmé et Olivier Hudry.

Je tiens également à manifester ma reconnaissance à Marc Peyrade (directeur de l'ENST à mon arrivée dans les lieux), Henri Maître (directeur adjoint de l'ENST), Michel Riguidel (directeur du département Informatique et Réseaux) et Philippe Godlewski (à l'époque responsable de l'équipe Accès et Mobilité dans les Réseaux), qui m'ont accueilli au sein de leur effectif au département Informatique et Réseaux (INFRES) de l'École Nationale Supérieure des Télécommunications (ENST) et au Laboratoire Traitement et Communication de l'Information (LTCI) du CNRS. Je remercie particulièrement Michel Riguidel pour la confiance qu'il m'a accordée et la liberté d'action qu'il m'a laissée tout au long de ces années, en particulier au moment de rédiger ce mémoire et de préparer la soutenance. Armand Lévy (directeur adjoint de l'ENST) et Bernard Robinet (directeur de l'EDITE) m'ont apporté dans le montage de différents projets un soutien dont je leur suis reconnaissant.

Je remercie Maurice Gagnaire d'avoir accepté ma participation aux travaux qu'il conduit, de m'avoir proposé de co-diriger plusieurs étudiants avec lui et de m'avoir convaincu de passer cette habilitation.

Je n'oublie pas que j'ai commencé le parcours qui mène à l'habilitation alors que j'étais en poste à l'IUT de l'Université Paris 5 - René Descartes. Que Dominique Gascon, Michel Larmande, Jean-Pierre Raoult, Jean-Michel Poggi, Serge Blumenthal et Max Chlebowski trouvent ici l'expression de ma gratitude pour leur accueil et leur bienveillance.

Josué Kuri, Sergio Beker, Rabah Meraihi, Mohamed Koubàa, Sawsan Al Zahr, Nina Skorin-Kapov et Lucile Denoëud-Belgacem, dans des contextes divers et chacun à sa manière, m'ont accordé leur confiance en acceptant que je prenne une part active à l'encadrement de leurs travaux de recherche, alors que je n'avais pas encore de reconnaissance officielle pour les accompagner. Les heures passées en leur compagnie m'ont enrichi sur le plan scientifique mais aussi sur le plan humain.

Olivier Hudry m'a fait bénéficier de son soutien et de ses conseils bienveillants tout au long de ces années et plus particulièrement lors de certains moments délicats pour la préparation de cette habilitation. Bruno Petazzoni et Alain Maruani m'ont aidé en de multiples circonstances. Tous trois ont notamment été de zélés relecteurs lors de la mise au point de ce document. Qu'ils acceptent l'expression de ma profonde reconnaissance pour le temps et l'amitié qu'ils m'ont accordés depuis de si nombreuses années.

Il m'est agréable aussi de remercier très chaleureusement ceux qui m'ont entouré au quotidien et qui ont fourni un contexte technique et surtout humain essentiel pour mener à bien mon HDR. J'exprime mon immense gratitude à Philippe Martins qui m'a supporté dans tous les sens du terme. Avec Philippe, Myriam Davidovici-Nora, Nicolas Dailly, Laurent Decreusefond, Axel Dumeur et Alain Maruani ont constitué le cercle rapproché qui m'a permis de tenir à distance les doutes qui me guettaient certains jours. Je les remercie pour leur aide, leur compétence, leur humour et leur simple présence quotidienne.

Le plaisir que j'ai à travailler à l'ENST tient beaucoup à l'environnement humain que j'y trouve et aux personnes que je peux y côtoyer régulièrement. Je saisis donc l'occasion d'exprimer ma reconnaissance à tous mes collègues du département INFRES et plus particulièrement à ceux du groupe MIC2 pour leur convivialité.

Je voudrais manifester plus globalement ma gratitude à l'ENST, institution qui par son personnel et ses moyens a contribué à mes réalisations personnelles. J'ai plaisir à remercier les personnes de cette grande maison qui m'ont aidé à réaliser certains projets ou qui ont partagé des activités avec moi : Claire Baudin, Veronika Bayer, Sophie Bérenger, Florence Besnard, Céline Bizart, Frédéric Boulanger, Irène Charon, Marie Coppin, Annie Danzart, Philippe Dax, Isabelle Demeure, Michel Desnoues, Véra Dickman, Serge Gadret, Arnaud Galisson, Jean-Alain Hernandez, Alan Hornstein, Caroline Houdot, Bénédicte Humbert, Dominique Kremmer, Jean Leneutre, Annick Martin, Jacques

Merlin, Yves Meugniot, Marie Millet, Élie Najm, Nadège Orrière, Nadège Passereau, Dominique Péguin, Carole Peltier, Christine Potier, Jorge Queixalos, Hugues Randriambololona, Jan Rembowski, Jacques Sakarovitch, Françoise Schlotterer, Hayette Soussou, Silvana Taillefer, Tullio Tanzi, Ali Süleyman Üstünel, Sylvie Vignes, Peter Weyer-Brown, Gilles Zémor...

Je souhaite, pour finir, rendre hommage à mon éditeur, Springer, qui, à travers sa filiale Springer-Verlag France, a apporté son soutien prestigieux à mes projets éditoriaux. Je remercie Catriona Byrne, Sophie Guillemot, Nathalie Huilleret, Brigitte Jülg, Sylvie Kamara, Stéphanie Van Duin et Guido Zosimo-Landolfo d'avoir fait preuve de compréhension et d'efficacité lors de nos diverses collaborations.

Contributions à la planification, à l'ingénierie de réseau et à l'ingénierie de trafic des réseaux optiques WDM

Résumé

La planification des réseaux tout optiques WDM détermine la nature et le nombre optimal des ressources nécessaires afin de satisfaire un ensemble de demandes de trafic prévu à long terme, la topologie du réseau (emplacements des nœuds et des fibres optiques) étant connue. Pour une infrastructure de réseau donnée (topologie, nature et capacité des équipements), l'ingénierie de réseau essaie d'utiliser au mieux l'infrastructure existante pour maximiser le trafic servi. Une fois le trafic prévisible établi sur l'infrastructure de réseau considérée, l'ingénierie de trafic consiste à utiliser les ressources encore disponibles pour traiter au mieux des demandes imprévues. Dans tous les cas, on essaie d'associer à chaque demande un chemin optique transparent (appelé *lightpath*), c'est-à-dire ne subissant pas de conversion opto-électronique sur son parcours. En résultent des problèmes de conception de topologie logique ou de routage et d'affectation de longueurs d'onde qui relèvent de l'optimisation sous contraintes : on souhaite minimiser la congestion du réseau ou le nombre total de canaux optiques requis pour acheminer le trafic prévu tout en respectant la capacité des fibres et sans recourir à des conversions de longueur d'onde (contrainte de continuité de longueur d'onde).

Notre principale contribution réside dans la définition et dans l'exploitation du concept de *Scheduled Lightpath Demand* (SLD), littéralement *demande de trafic planifiée*. Un SLD est représenté par un quintuplet $(s, d, n, \alpha, \omega)$ où s et d désignent la source et la destination de la demande, α et ω désignent les instants de début et de fin de la demande et n désigne le nombre de chemins optiques requis. Ce modèle permet de représenter, de manière déterministe, les distributions spatiale et temporelle d'un ensemble de demandes. Particulièrement adapté à la description de demandes planifiées, il permet de favoriser la réutilisation de ressources dans le réseau : deux SLD disjoints dans le temps peuvent utiliser les mêmes circuits physiques. La déclinaison du modèle SLD sous forme de *Permanent Lightpath Demand* (PLD) (respectivement de *Random Lightpath Demand*, RLD) fournit un moyen de représenter les demandes de trafic statique (respectivement les demandes de trafic dynamique présentant un caractère aléatoire). Le paradigme PLD/SLD/RLD constitue un moyen commode pour décrire des classes de trafic différenciées et fournit un cadre pour aborder la gamme des problèmes qui se présentent de la planification de réseaux jusqu'à l'ingénierie de trafic. Le caractère déterministe de ces modèles facilite le recours à des techniques issues de l'optimisation combinatoire. Nous avons proposé des modélisations MILP ou *ad hoc* reposant sur l'utilisation du paradigme PLD/SLD/RLD pour le routage et l'affectation de longueur d'onde, pour la protection et pour l'agrégation de trafic dans les réseaux tout optiques WDM. Les problèmes d'optimisation combinatoire auxquels ils conduisent sont NP-difficiles. Nous avons ainsi été amenés à développer des heuristiques pour les résoudre de manière approchée lorsque leur résolution exacte s'avérait impossible sur des instances de dimensions réalistes.

Un autre volet de nos travaux concerne la prise en compte de la qualité de transmission du signal optique dans le réseau. Un signal dégradé lors de sa propagation dans la fibre optique doit être régénéré avant de devenir inexploitable. Les règles de planification dans les réseaux optiques WDM se trouvent donc modifiées si l'on décide de prendre en compte la qualité du signal transmis dans des réseaux hybrides où coexistent nœuds transparents (sans possibilité de retraitement du signal) et nœuds opaques (avec possibilité de retraiter le signal). Les paramètres physiques affectant principalement la qualité du signal optique sont agrégés dans un paramètre de qualité appelé facteur Q , fournissant ainsi un critère numérique pour savoir s'il est nécessaire de régénérer un chemin optique sur son parcours. Tirant profit de la connaissance du facteur Q pour tous les chemins optiques à établir dans le réseau, nous avons proposé une nouvelle famille d'algorithmes de routage et d'affectation de longueurs d'onde avec placement de régénérateurs permettant d'établir des demandes en garantissant la qualité de leur signal.

A contribution to Network Planning, Network Engineering and Traffic Engineering for WDM Optical Networks

Abstract

Given a network topology (node and fiber duct locations), optical WDM network planning aims at determining the characteristics and the optimal amount of equipment required to meet a set of expected long term traffic demands. For a given network infrastructure (topology, equipment types and sizes), network engineering aims at exploiting the existing infrastructure so as to maximize the served (static or dynamic) traffic (which may actually be different from the static traffic forecast used in the network planning step). Once the scheduled traffic has been dealt with on a given network infrastructure, traffic engineering consists in using the remaining network resources to deal with unexpected traffic demands according to a best-effort scheme. In any case, one tries to assign a transparent (i.e. undergoing no opto-electronic conversion) optical path called lightpath to each traffic demand. As such, one is led to the logical topology design problem (LTD) and to the routing and wavelength assignment (RWA) problem. Both these problems are considered in the framework of constrained optimization. The objective is to minimize the network congestion or the number of optical channels required to meet the traffic demands under the fiber capacity constraint and the wavelength continuity constraint.

Our main contribution lies in the definition and the use of the Scheduled Lightpath Demand (SLD) concept. An SLD is represented by a tuple $(s, d, n, \alpha, \omega)$ where s and d are the source and destination nodes of the demand, α and ω are the set-up and tear-down dates of the demand, and n is the number of requested lightpaths. This model deterministically captures the time and space distribution of the traffic demands in a network. It is suited to describe a set of expected dynamic traffic demands and leads to channel resource reuse since two time-disjoint SLDs may use the same network channels. The Permanent Lightpath Demand (PLD) and the Random Lightpath Demand (RLD) concepts extend the SLD model and allow one to describe respectively static traffic and unexpected dynamic traffic under the same framework. As such, the PLD/SLD/RLD paradigm constitutes a convenient tool to describe differentiated traffic classes and provides a means to deal with problems ranging from network planning to traffic engineering. Being deterministic, these models ease the use of combinatorial optimization techniques. We proposed mixed integer linear programs (MILP) and ad-hoc models based on the PLD/SLD/RLD paradigm for the RWA, the protection and the grooming problems in optical WDM transparent networks. This led us to NP-hard combinatorial optimization problems that we tackled with heuristic algorithms to get approximate solutions when exact resolution was impossible on real size instances.

In the last part of our work we deal with quality of transmission (QoT) in WDM networks. The optical signal undergoes physical impairments when it travels the network. Taking physical impairments into account leads to a new generation of network planning methods and algorithms where sparse regeneration in hybrid optical networks is proposed. A hybrid (or translucent) network has both transparent nodes (nodes with no regeneration capabilities) and opaque nodes (nodes with regeneration capabilities). The main physical parameters affecting the signal quality are aggregated to compute a signal quality indicator (called Q factor) which provides a numerical criterion to decide whether a signal should be regenerated at an intermediate node. We propose new RWA algorithms with sparse regeneration based on the Q factor to deal with network planning with guaranteed quality of transmission.

Sommaire

1	Introduction	1
2	Cadre des travaux présentés	3
2.1	Domaines et outils	3
2.2	Réseaux optiques WDM opaques/transparents/hybrides	4
2.3	Vocabulaire	5
2.4	Problèmes d'optimisation dans les réseaux optiques	6
2.5	Échelles de temps	6
3	Un nouveau modèle pour le trafic dynamique prévisible	8
3.1	Prise en compte du trafic prévisible : le modèle SLD	8
3.2	Réutilisation de canaux WDM	9
3.3	Généralisations du modèle SLD	10
3.4	Le modèle SLD et ses dérivés comparés aux autres modèles de trafic	11
3.5	Diffusion du modèle SLD	12
3.6	Corrélation temporelle d'un ensemble de SLD	12
4	Conception de topologie logique (LTD)	13
4.1	Description du problème	13
4.2	Contributions à la résolution du problème LTD	14
5	Routage et affectation de longueurs d'onde (RWA)	16
5.1	Description du problème	16
5.2	Développements récents sur le RWA	17
5.3	Trafic statique	17
5.4	Trafic dynamique	19
5.5	Trafic dynamique différencié	25
5.6	Placement de convertisseurs	26
5.7	Reroutage	26
6	Protection	27
6.1	Présentation du problème général	27
6.2	Trafic statique	28
6.3	Trafic dynamique	28
6.4	Trafic dynamique différencié	29
7	Routage et agrégation de trafic	30
7.1	Agrégation de trafic	30
7.2	Autres travaux concernant l'agrégation de trafic	31
7.3	Algorithmes et résultats pour le problème SR/SRG avec SLD	32
8	Prise en compte de la qualité de transmission	33
8.1	Travaux relatifs à la qualité de transmission (QoT)	34
8.2	Calcul du facteur Q	35
8.3	Routage et placement de régénérateurs	36
9	Autres travaux	39
9.1	Dimensionnement et reconfiguration de réseaux MPLS	39
9.2	Contrôle de topologie dans les réseaux <i>ad hoc</i>	39
10	Perspectives	40
10.1	Traitement des réseaux de grande taille	40
10.2	QoT avec trafic dynamique	40
10.3	Des processus auto-organisant pour la sécurité des réseaux optiques	41
	Glossaire	42
	Bibliographie	44

1 Introduction

Ce mémoire est une synthèse de mes travaux de recherche sur la période 2001-2007. Ils ont débuté lors d'un séjour de six mois effectué au département Informatique et Réseaux (INFRES) de l'École nationale supérieure des télécommunications (ENST) à l'occasion d'un congé pour formation professionnelle, alors que j'étais PRAG à l'IUT de l'Université Paris 5 - René Descartes. Accueilli au sein de l'équipe de Ph. Godlewski et M. Gagnaire, j'ai entrepris quelques travaux sur la conception de topologies logiques (2001).

Ayant obtenu un poste de maître de conférences à l'ENST (septembre 2002), j'ai poursuivi ces travaux sous l'égide bienveillante de M. Gagnaire et j'ai pu entreprendre ainsi une collaboration très fructueuse avec J. Kuri sur les thèmes qui ont fait l'essentiel de sa thèse. Ces travaux s'inscrivent dans le cadre de la planification et de l'ingénierie des réseaux optiques à multiplexage de fréquences (réseaux dits WDM pour *Wavelength Division Multiplexing*) et nous ont conduit à proposer le concept de *Scheduled Lightpath Demand* ou SLD. Ce modèle de trafic s'est révélé central pour la planification, l'ingénierie de réseau et l'ingénierie de trafic des réseaux optiques.

Toujours sous la direction de M. Gagnaire, j'ai été amené à participer à l'encadrement de la thèse de M. Koubaa (2002-2005) qui traite de la planification et de la protection de réseaux optiques avec trafic dynamique différencié. Plus récemment, j'ai pris part à l'encadrement de la thèse de S. Al Zahr (2004-2007) dont la thématique est fortement liée au contrat RNRT RYTHME¹, visant à prendre en compte la qualité de transmission pour l'obtention de modèles de planification de réseau WDM plus réalistes.

Quelques nouvelles directions de recherche ont émergé récemment. D'une part, les travaux entrepris avec L. Dencœud-Belgacem à l'occasion de son séjour post-doctoral au sein de l'équipe se situent dans le prolongement direct des thèmes étudiés dans les années passées puisqu'ils s'intéressent à des méthodes permettant de partitionner les grands réseaux pour pouvoir leur appliquer les modèles déjà développés sans être bloqué par la combinatoire due à la taille du réseau. D'autre part, le séjour post-doctoral de N. Skorin-Kapov a permis d'aborder un thème novateur, toujours lié à l'ingénierie des réseaux optiques mais qui se distingue de la planification : il s'agit d'exploiter les apports possibles des réseaux auto-organisant pour la sécurité des réseaux optiques.

J'ai par ailleurs eu l'occasion de prendre part à l'encadrement du travail doctoral de S. Beker (2003) et de R. Meraihi (2004), doctorants au département INFRES impliqués dans des thématiques différentes de celles traitées par l'équipe de M. Gagnaire. Les problèmes étudiés dans ce cadre me semblaient se prêter à une formalisation proche de celles que j'avais pu développer dans le cadre des réseaux optiques WDM. Nous avons développé ensemble des modèles adaptés à la planification et à la reconfiguration de réseaux MPLS (*Multi Protocol Label Switching* ou commutation de labels multi-protocole) pour l'un, relatifs au contrôle de topologie dans les réseaux *ad hoc* hiérarchiques pour l'autre.

Principalement développés au département Informatique et Réseaux (INFRES) de l'ENST, nos travaux se sont inscrits pour partie dans des collaborations nationales (contrat cadre avec Alcatel signé par M. Gagnaire pour la thèse de J. Kuri, projet RNRT RYTHME, sous la responsabilité de M. Gagnaire pour la partie incombant à l'ENST, ayant permis notamment le financement de la thèse de S. Al Zahr) ou internationales (consortium ePhoton One pour la majorité des travaux présentés ici, soutien d'ÉGIDE pour le projet HONeDT² mené avec l'université de Zagreb, séjour post-doctoral de N. Skorin-Kapov). D'autres travaux ont bénéficié de soutiens institutionnels qui m'ont été confiés (notamment projet HONeDT et bourse de la Région Île-de-France pour le séjour post-doctoral de L. Dencœud-Belgacem).

Ce mémoire est structuré de la manière suivante. La partie 2 présente le domaine dans lequel s'inscrivent nos travaux et les thèmes, techniques ou méthodes qu'ils utilisent. La partie 3 introduit les notions clés qui interviennent dans nos contributions, à savoir la modélisation du trafic à travers le concept de SLD. Cette partie présente aussi les évolutions successives du modèle, ses déclinaisons

¹Le projet RYTHME (Réseaux hYbrides Transparents Hiérarchiques Multiplexés En longueur d'onde) dont certains éléments sont évoqués en partie 8 (page 33) a bénéficié du soutien du RNRT (Réseau National de Recherche en Télécommunications). Il a rassemblé des équipes de l'ENST, de l'ENST Bretagne, d'Alcatel, de France Telecom R&D et d'Optogone autour de l'étude des réseaux optiques WDM hybrides.

²Le projet HONeDT (*Hybrid Optical Networks for Dynamic Traffic*) bénéficie du soutien d'ÉGIDE (Centre français pour l'accueil et les échanges internationaux).

et ses variantes, ainsi que sa diffusion et son utilisation par d'autres équipes de recherche. Nous abordons ensuite (partie 4) le problème de la conception de topologies logiques qui a fait l'objet de nos premières études dans le domaine (ces études ne reposent pas sur l'utilisation du modèle SLD). Ces travaux ont été menés en collaboration avec M. Gagnaire et J. Kuri. La partie 5 expose le problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde et en particulier nos contributions sur ces questions pour le trafic dynamique et le trafic dynamique différencié. On détaille notamment dans cette partie, à titre d'exemple, l'un des modèles utilisés dans nos travaux. Cet exemple permet d'illustrer l'apport du modèle SLD. La partie 6 est consacrée aux contributions que nous avons apportées concernant le problème de la protection dans les réseaux optiques WDM pour le trafic dynamique et le trafic dynamique différencié. Les travaux décrits dans ces parties ont été conduits en collaboration avec M. Gagnaire et pour partie avec J. Kuri ou M. Koubaa. Quelques exemples d'utilisation du modèle SLD pour l'agrégation de trafic (*grooming*) développés avec M. Gagnaire et J. Kuri font l'objet de la partie 7. La partie 8 est consacrée à une autre facette de nos travaux : la prise en compte de la qualité de transmission dans la planification des réseaux optiques et nos contributions en la matière. Ces travaux ont été réalisés en collaboration avec M. Gagnaire et S. Al Zahr. La partie 9 évoque rapidement les travaux menés hors du contexte de la planification des réseaux optiques WDM (il s'agit de travaux menés avec S. Beker et son directeur de thèse D. Kofman et de travaux menés avec R. Meraihi et l'un de ses directeurs de thèse, G. le Grand). Enfin, nous exposons (partie 10) des travaux entrepris récemment (notamment en collaboration avec N. Skorin-Kapov et L. Denœud-Belgacem à l'occasion de leurs séjours post-doctoraux) et esquissons les orientations futures que nous nous proposons de suivre.

Une grande part de nos contributions consiste en l'établissement de modèles, MILP ou *ad hoc*, conduisant à des problèmes d'optimisation que l'on essaie de résoudre de manière exacte ou approchée. Il est évidemment impossible de détailler tous les modèles étudiés dans le cadre de ce mémoire. Certains modèles présentent des caractéristiques ou des principes communs, certains dérivant ou étendant des modèles préalablement étudiés ; la plupart d'entre eux ont fait l'objet de publications. Nous avons choisi de privilégier la présentation de quelques modèles, emblématiques de la famille à laquelle il se rapportent. C'est le cas en particulier dans la partie 5, où se trouve détaillé le modèle fondamental développé pour aborder le problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde pour les SLD. Ce modèle met en évidence l'apport des SLD ; la présentation du modèle sur un exemple complète l'exposé de la partie 3 en apportant une illustration concrète des avantages procurés par ce modèle.

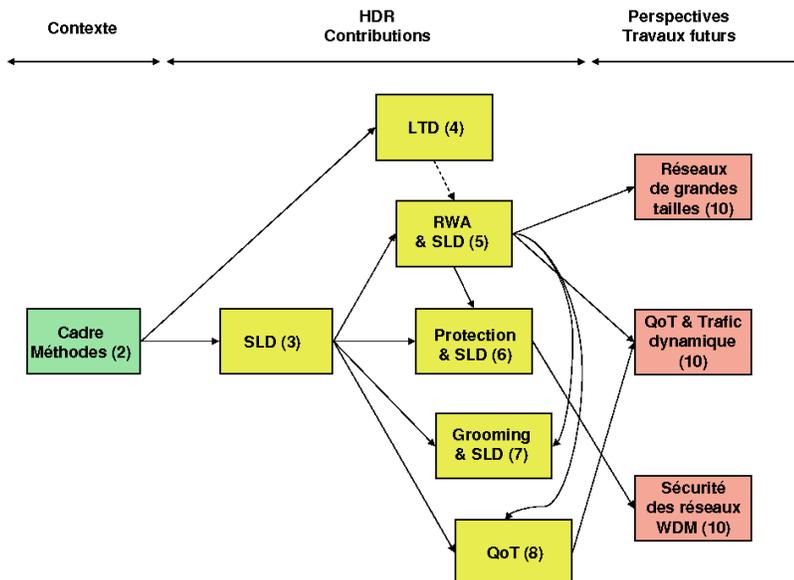


Figure 1 – Dépendance logique entre les concepts abordés dans le mémoire.

La figure 1 propose une grille de lecture de ce mémoire. Nous ferons en sorte dans la suite de mettre en évidence la progression logique entre les concepts et situations abordés.

Problème		Collaborations	Parties	Publications
LTD		MG + JK	4	J[130],C[92],C[93],C[129]
RWA	et trafic statique	MG + MK	5.3	C[89], C[128]
	et trafic dynamique	MG + JK	5.4	J[98], C[96], C[97]
	et trafic différencié	MG + MK	5.5	J[47], C[82], C[83], C[84]
	et conversion de longueurs d'onde	MG + MK (+ ED)	5.6	C[37]
	et reroutage	MG + MK	5.7	C[85], C[88]
Protection	et trafic statique	MG + MK	6.2	C[89], C[128]
	et trafic dynamique	MG + JK	6.3	C[94]
	et trafic différencié	MG + MK	6.4	C[86]
Agrégation de trafic	MG + JK	7	J[131], C[95]	
Concaténation virtuelle	MG + JK pour réseaux SDH	7	J[91], C[99]	
Prise en compte de la QoS	MG + SA + (ME + MK)	8	R[48],R[49],C[44],C[132] C[6], C[7], C[8]	
Dimensionnement	réseaux MPLS	DK + SB	9.1	C[18], C[17], C[19]
Contrôle de topologie	réseaux <i>ad hoc</i>	GL + RM	9.2	C[112]
Réseaux	de grande taille	LD	10.1	C[33]
Auto-organisation	et sécurité	NS	10.3	C[152], C[151]

Table 1 – Les différents problèmes abordés dans ce mémoire : nature, collaborations, partie du mémoire et liste des publications afférentes. Abréviations pour les collaborations : SA = Sawsan Al Zahr, SB = Sergio Beker, LD = Lucile Denœud, ED = Elias Doumith, ME = Mohamed-Ali Ezzahdi, MG = Maurice Gagnaire, DK = Daniel Kofman, MK = Mohamed Koubàa, JK = Josué Kuri, GL = Gwendal le Grand, RM = Rabah Meraihi, NS = Nina Skorin-Kapov. Entre parenthèses : mention de collaborations ponctuelles sur le thème considéré.

Par ailleurs, la table 1 propose une énumération synthétique des différents problèmes abordés dans ce mémoire. Chaque thème d'étude est mis en correspondance avec les personnes qui ont collaboré avec moi, la partie du mémoire qui le décrit ainsi que les publications qui y sont afférentes.

2 Cadre des travaux présentés

2.1 Domaines et outils

Les contributions présentées dans ce mémoire s'inscrivent dans le cadre de la planification de réseaux optiques, l'ingénierie de réseau et l'ingénierie de trafic pour les réseaux optiques WDM. Ce cadre fait intervenir différents domaines scientifiques et techniques ; les travaux menés en épousent la diversité. Ils font notamment intervenir (voir figure 2) :

- les mathématiques discrètes, en particulier à travers l'application de résultats et l'utilisation d'algorithmes établis en théorie des graphes (calculs de plus courts chemins ou de K plus courts chemins, éventuellement disjoints, selon les algorithmes de Dijkstra [34], d'Eppstein [41] ou de Yen [165], détermination de couplages dans un graphe [74], bornes sur le nombre chromatique [153] et algorithmes de coloration de graphes [73]) ;
- la recherche opérationnelle à travers l'écriture de modèles (M)ILP [5, 15, 26, 50, 58, 77] ou le recours à des descriptions *ad hoc* pour certains problèmes d'optimisation combinatoire, la résolution exacte de ces modèles à l'aide de solveurs comme OSL [122] et CPLEX [31] ou l'utilisation d'algorithmes fondés sur le *Branch and Bound* (B&B) [29], le développement d'algorithmes métaheuristiques [39, 101, 145] de type recherche taboue ou recuit simulé [1, 55] pour l'obtention de solutions approchées dans le cas de problèmes de grandes dimensions [107] ;
- la théorie des réseaux optiques et WDM [119, 137] à travers les architectures, les composants

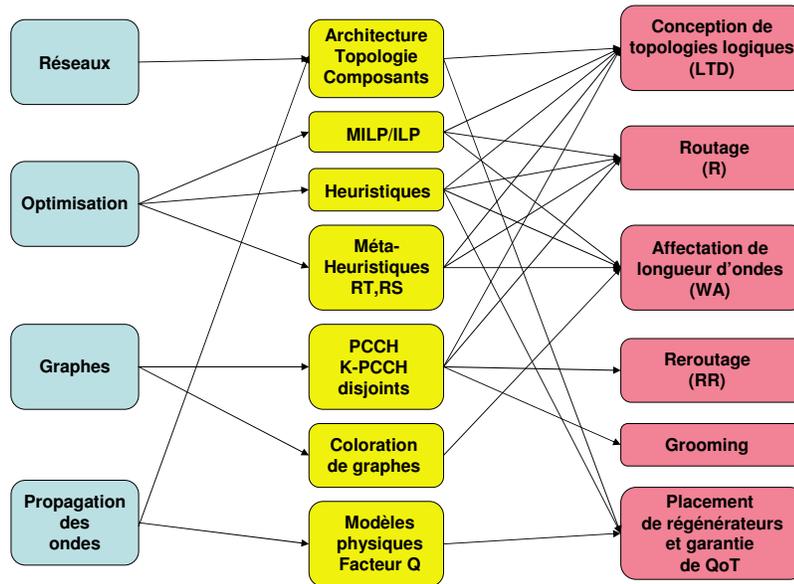


Figure 2 – Domaines et outils techniques utilisés.

(multiplexeurs, brasseurs, transpondeurs) et leur propriétés fonctionnelles, les principes de la transmission et de la commutation ;

- des éléments relevant de la physique des fibres optiques pour tout ce qui concerne la propagation du signal optique dans la fibre, les dégradations physiques subies par le signal optique, la nature, la faisabilité et le coût de certains composants comme les brasseurs ou les multiplexeurs tout optiques, ou plus fondamentalement les transpondeurs [3, 61, 123].

2.2 Réseaux optiques WDM opaques/transparents/hybrides

Le multiplexage de fréquences (*Wavelength Division Multiplexing*, WDM) est la technologie la plus utilisée dans les réseaux optiques actuels. L'efficacité de cette technologie fait le succès des réseaux optiques dans les réseaux de télécommunications. Les capacités qu'ils offrent en font les meilleurs candidats actuels pour satisfaire la demande de trafic grandissante liée à l'essor des services de télécommunications en général et de l'Internet en particulier [119, 141].

Dans un réseau optique WDM, plusieurs signaux (de l'ordre de 40 dans le matériel actuellement d'utilisation courante [71]) sont combinés en un signal composite en modulant chaque signal individuel sur une porteuse de fréquence spécifique de sorte que les spectres des signaux ainsi modulés ne se chevauchent pas. La bande passante disponible, c'est-à-dire l'intervalle de fréquences dans lequel une propagation satisfaisante est envisageable sur le support de propagation (en l'occurrence la fibre optique), est ainsi divisée en un certain nombre de bandes de fréquences, chacune d'elle servant à transporter un des signaux élémentaires.

Dans les réseaux optiques reposant sur la SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) et SONET (*Synchronous Optical Network*) [20], la technologie WDM est essentiellement utilisée pour des systèmes de transmission point-à-point. Dans les équipements placés aux nœuds du réseau, comme les multiplexeurs à insertion/extraction (*Add Drop Multiplexers*, ADM) ou les brasseurs numériques (*Digital Cross-Connects*, DXC), l'information est traitée électroniquement, ce qui suppose que le signal optique est converti en un signal électronique à son arrivée dans un nœud avant d'être traité puis converti à nouveau d'électronique en optique. De tels nœuds sont dits opaques et un réseau composé de tels nœuds est dit *réseau opaque*.

La recherche actuelle sur les composants optiques porte sur la conception et la réalisation de multiplexeurs à insertion/extraction optiques (*Optical ADM*, OADM) et de brasseurs optiques (*Optical Cross-Connects*, OXC). Le but de ces développements est la réalisation de réseaux tout optiques dans lesquels le signal demeure optique de bout en bout : le signal ne subit aucune conversion optique-électronique-optique (OEO) sur son parcours entre la source et la destination.

L'élimination des conversions opto-électroniques aux nœuds intermédiaires traversés par le signal permettrait un gain considérable sur le plan du coût des équipements. Un nœud qui n'a pas recours aux conversions opto-électroniques est dit transparent et un réseau composé de tels nœuds est dit *réseau transparent*. La transparence aux caractéristiques du signal, en particulier aux formats de modulation et de transmission, rendrait aussi les réseaux optiques plus souples dans leur utilisation puisque la même infrastructure deviendrait ainsi praticable pour des signaux intrinsèquement élaborés selon des principes très différents. Enfin, les débits transportés par les réseaux optiques transparents seraient améliorés du fait de l'absence de conversions opto-électroniques. Tous ces avantages plaident pour que l'on s'intéresse aux réseaux optiques transparents.

Même si actuellement il n'existe pas encore de solution économiquement acceptable permettant de réaliser concrètement des réseaux optiques transparents, l'évolution technologique laisse penser que prochainement les réseaux optiques transparents pourront être mis en œuvre par les opérateurs. Il devient donc important de se pencher sur les méthodes permettant de déployer de manière efficace de tels réseaux optiques transparents.

Une première vague d'études réalisées dans les années 1990 à 2005 (parmi beaucoup d'autres, [13, 14, 103, 140, 167]) s'est intéressée à la planification de réseaux optiques WDM transparents. Dans ces études, on fait l'hypothèse (peu réaliste comme nous le verrons plus loin, notamment en partie 8) que le signal optique peut parcourir le trajet reliant la source d'une demande à sa destination sans retraitement aux nœuds intermédiaires traversés. Le principe consiste généralement à maximiser la demande de trafic satisfaite ou à minimiser l'utilisation des ressources disponibles dans le réseau ; on est ainsi conduit à des problèmes d'optimisation sous contraintes.

Les études plus récentes prennent désormais aussi en compte la dégradation du signal optique sur son trajet. Elles ajoutent aux objectifs des précédentes études celui d'établir des demandes en respectant des critères de qualité pour le signal optique véhiculé [25, 32, 66, 68] : il faut assurer la qualité de transmission (*Quality of Transmission*, QoT). Parmi ces études, certaines envisagent la possibilité de régénérer³ certains signaux en des nœuds intermédiaires [75, 163]. On est ainsi amené à considérer des réseaux optiques dans lesquels certains nœuds sont transparents alors que d'autres sont opaques. De tels réseaux sont dits *réseaux hybrides* C[7]⁴, R[49] ou *réseaux translucides* (*translucent networks*) [12, 135].

2.3 Vocabulaire

Dans ce document, nous utiliserons les termes suivants, d'utilisation courante dans le domaine des réseaux optiques WDM. Il nous paraît utile de rappeler ici la signification qu'on leur prête dans ce contexte ainsi que leur équivalent anglais.

- longueur d'onde (*wavelength*) : désigne une porteuse particulière ;
- lien (*link*) : désigne une fibre unidirectionnelle reliant deux nœuds adjacents dans le réseau ; chaque fibre supporte un nombre limité de longueurs d'onde multiplexées selon le principe du WDM (les modèles présentés dans ce mémoire font l'hypothèse simplificatrice que toutes les fibres d'un réseau supportent le même nombre de longueurs d'onde) ;
- span (*span*) : désigne la paire de liens de sens opposés reliant deux nœuds voisins ;
- chemin (*path*) : aussi appelé route physique ou simplement route, désigne un itinéraire dans la topologie physique du réseau, c'est-à-dire une suite de liens et de nœuds permettant de relier un nœud source à un nœud destination ; en d'autres termes, c'est un chemin dans le graphe orienté sous-jacent à la topologie physique du réseau ;
- chemin optique (*lightpath*) : reliant un nœud source à un nœud destination dans le réseau ; il est défini par une route physique et une longueur d'onde sur chaque lien emprunté sur la route. En principe, les chemins optiques ayant été définis dans le contexte des réseaux tout optiques dépourvus de capacités de conversion de longueur d'onde, un chemin optique est servi par la même longueur d'onde tout au long de la route qu'il emprunte (contrainte dite de continuité de longueur d'onde). Dans le cas où le réseau dispose de capacités de conversion de longueur

³La notion de régénération sous-tend différents degrés de remise en forme des signaux. Le plus haut degré de régénération, appelé régénération 3R, implique une remise en forme des impulsions dans le domaine de l'amplitude (régénération 2R pour *Re-amplification* et *Re-shaping*) et dans le domaine temporel (*Re-timing*).

⁴Nous avons choisi de mettre en évidence nos publications en faisant précéder leur numéro dans l'ordre de la bibliographie d'une lettre « C » (pour une communication à une conférence internationale avec actes), d'une lettre « J » (pour une communication dans une revue internationale) ou d'une lettre « R » (pour un rapport technique).

d'onde, on peut relâcher cette contrainte et admettre qu'un chemin optique soit servi par des longueurs d'onde différentes au long de son trajet. Cela dit, si l'on est puriste, dans ce cas, on dira que la demande est servie par un aboutement (une concaténation) de chemins optiques ;

- canal WDM (*WDM channel*) : désigne une longueur d'onde sur un lien ;
- chemin primaire (*primary path* ou *working path*) : terme utilisé dans le contexte de la protection qui désigne, par opposition au chemin de secours, le chemin optique (donc route + longueur d'onde) utilisé pour le transport du trafic de la demande à laquelle il est affecté lors du fonctionnement normal de ce chemin (c'est-à-dire en l'absence de panne sur ce chemin) ;
- chemin de secours (*backup path* ou *protection path*) : terme utilisé dans le contexte de la protection qui désigne, par opposition au chemin primaire, le chemin optique utilisé pour le transport du trafic de la demande à laquelle il est affecté en cas de défaillance de son chemin primaire.

2.4 Problèmes d'optimisation dans les réseaux optiques

Pour un fournisseur d'accès ou un opérateur, il est essentiel de concevoir et d'exploiter des réseaux de télécommunications de manière efficace, notamment sur le plan économique. Le but est d'offrir une haute qualité de service aux clients tout en maintenant les coûts d'équipement et d'opération les plus bas possible. La rentabilité des investissements est évidemment un facteur clé pour la réussite de l'entreprise.

Les problèmes d'optimisation qui apparaissent lors de la conception ou de l'exploitation de réseaux sont regroupés sous le nom de problèmes d'optimisation de réseau. La formalisation et la résolution de ces problèmes fait appel à des modélisations et des méthodes qui sont issues de la théorie des graphes, de la recherche opérationnelle [5, 115, 144], de la théorie des files d'attente [30, 51, 78]... Dans cette partie nous présentons les problèmes d'optimisation de réseaux qui nous concernent. Nous donnons le contexte et décrivons les principales méthodes mises en œuvre. Nous espérons ainsi préciser clairement les apports de nos travaux.

La grande variété des problèmes d'optimisation de réseaux rend difficile leur classification selon un seul critère. Nous proposons de prendre en compte plusieurs critères pour tenter d'établir une classification des problèmes traités dans nos travaux pour les réseaux optiques WDM.

Le premier critère consiste en l'échelle de temps (microsecondes, secondes, minutes, heures, jours, mois, année) dans laquelle s'inscrivent ces problèmes. Ce critère est développé en partie 2.5.

Un deuxième critère se fonde sur les fonctionnalités et les aspects structurels pris en compte par le problème considéré. On sera ainsi amené à traiter successivement la conception de topologie logique (*Logical Topology Design*, LTD), le routage et l'affectation de longueurs d'onde (*Routing and Wavelength Assignment*, RWA), la protection (*protection*), le reroutage (*rerouting*), l'agrégation de trafic (*grooming*). Chacune de ces fonctionnalités est abordée dans les parties 4 à 7 à l'aune des contributions que nous aurons pu apporter au problème considéré.

Un troisième critère établit une classification selon la nature du trafic pris en compte. Le modèle de trafic SLD et ses dérivés seront utilisés pour traiter, selon le cas, du trafic statique avec les PLD, (*Permanent Lightpath Demands*, demandes permanentes), du trafic dynamique prévisible (au sein duquel on peut ranger le trafic incrémental au sens de [167]) avec les SLD, ou du trafic dynamique différencié, en combinant les SLD avec les RLD (*Random Lightpath Demands*) qui représentent des demandes non prioritaires. La partie 3 est consacrée à ces aspects.

On peut aussi distinguer les méthodes qui prennent en compte la qualité de transmission (*Quality of Transmission*, QoT) du signal optique de celles qui ne se préoccupent pas de cette qualité de transmission. La plupart des travaux ne prenaient pas en compte la QoT jusqu'à récemment. Les parties 4 à 7 sont consacrées à des méthodes qui ne tiennent pas compte de la QoT alors que les développements récents qui prennent la QoT en compte font l'objet de la partie 8.

Nous proposons enfin avec la table 2 une classification de nos contributions décrivant pour chaque famille de problème réseau abordé, les modèles établis ainsi que les méthodes exactes ou approchées mises en œuvre pour traiter les problèmes d'optimisation combinatoire auxquels ils conduisent.

2.5 Échelles de temps

Les problèmes d'optimisation de réseaux peuvent être distingués en fonction de l'échelle de temps dans laquelle ils s'inscrivent. La figure 3 montre les trois catégories principales de problèmes et les échelles de temps qui leur correspondent.

Problème	Type de trafic	Modèle	Résolution exacte	Résolution approchée
LTD	statique	MILP MO	OSL	TS
RWA	statique (PLD) dynamique (SLD) différencié (SLD/RLD)	MILP MO modèle <i>ad hoc</i> modèle <i>ad hoc</i>	CPLEX B&B/GGC \emptyset	\emptyset TS/GGC RS/LFFF
Protection	statique (PLD) dynamique (SLD) différencié (SLD/RLD)	MILP MO modèle <i>ad hoc</i> modèle <i>ad hoc</i>	FortMP+DSATUR \emptyset \emptyset	\emptyset SA/LFFF RS/LFFF
Agrégation de trafic	dynamique (SLD)	modèle <i>ad hoc</i>	\emptyset	TS/LFFF
Dimensionnement réseaux MPLS	statique	MILP MO	OSL	TS
Contrôle de topologie réseaux <i>ad hoc</i>		MILP	OSL	\emptyset

Table 2 – Problèmes d’optimisation abordés dans ce mémoire et caractéristiques des méthodes proposées. Sont présentés successivement, par colonne, la nature du trafic considéré, le type de modèle établi pour traiter le problème considéré et le type de méthode exacte ou approchée, mise en œuvre (le cas échéant nom du solveur utilisé ; dans le cas où l’affectation de longueur d’onde est traitée séparément dans la résolution, l’algorithme d’affectation de longueur d’onde est également mentionné). Abréviations : B&B = *Branch and Bound* (évaluation et séparation), GGC = *Greedy Graph Coloring* (coloration de graphe par algorithme glouton), LFFF = *Largest First + First Fit*, MILP MO = *Multi-Objective Mixed Integer Linear Program* (programme mixte entier linéaire multi-objectifs), RS = *Random Search* (recherche aléatoire), SA = *Simulated Annealing* (recuit simulé), TS = *Tabu Search* (recherche taboue), \emptyset = cas non traité.

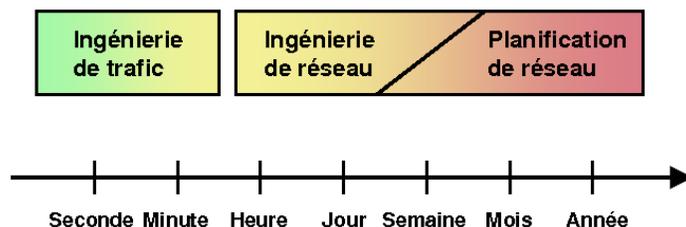


Figure 3 – Domaines d’intervention de l’ingénierie de trafic, l’ingénierie de réseau et de la planification de réseau sur l’échelle de temps.

La *planification de réseau* (*Network Planning*) consiste à concevoir l’architecture du réseau et à dimensionner les composants principaux qui le constituent. Les investissements ainsi réalisés sont considérables et concernent des composants à longue durée de vie [42]. La planification de réseau s’inscrit dans le long terme. Elle a pour but d’établir un échéancier et un plan d’investissement et de mise en œuvre des équipements du réseau. Les dépenses découlant des recommandations issues de la planification entrent dans le bilan CAPEX⁵. On s’appuie en général sur des modèles de trafic statique correspondant à des prévisions de trafic à long terme. Les problèmes de planification se présentent la plupart du temps sous forme de problèmes d’optimisation globale.

L’*ingénierie de réseau* (*Network Engineering*) consiste à utiliser efficacement les ressources disponibles dans le réseau pour traiter les demandes de trafic prévues. L’ingénierie de réseau se distingue de la planification de réseau en ce sens que les ressources utilisables sont désormais limitées à celles présentes dans le réseau. Ces ressources sont en nombre limité et sont situées à des emplacements

⁵Les entreprises qui assurent la fourniture de services comme la mise à disposition d’un réseau de télécommunications, d’eau ou d’électricité distinguent généralement entre les dépenses dites CAPEX (*CAPital EXpenditures*) qui se rapportent aux coûts relatifs à la réalisation du réseau, au développement d’un système ou d’un produit, et les dépenses dites OPEX (*OPerating EXpenditures*) qui se rapportent aux dépenses matérielles ou en personnel liées à la mise en œuvre ou à la maintenance du réseau, du système etc. Par exemple, l’achat d’une imprimante relève du CAPEX alors que sa maintenance, l’achat d’encre ou de papier relève de l’OPEX.

figés. L'ingénierie de réseau se distingue aussi de l'ingénierie de trafic dans la mesure où les demandes à traiter sont connues à l'avance (typiquement de quelques heures à quelques semaines). L'ingénierie de réseau consiste donc à trouver une configuration et une utilisation efficaces des ressources et conduit en général à des problèmes d'optimisation globale.

L'*ingénierie de trafic* (*Traffic Engineering*) consiste à utiliser les ressources du réseau non utilisées par des demandes déjà établies. Il s'agit de traiter des demandes dont l'arrivée n'est pas prévisible et dont les caractéristiques ne sont pas connues à l'avance. Ces demandes présentent un caractère aléatoire et elles sont traitées à la volée par des algorithmes séquentiels. L'ingénierie de réseau et l'ingénierie de trafic relèvent de l'OPEX.

3 Un nouveau modèle pour le trafic dynamique prévisible

3.1 Prise en compte du trafic prévisible : le modèle SLD

Les opérateurs de réseaux se fondent sur des prévisions de trafic à long terme pour dimensionner leurs réseaux de transport et établir le plan d'investissement de leur infrastructure. Les prévisions reposent habituellement sur des mesures de trafic actuel et sur des hypothèses de croissance de ce trafic.

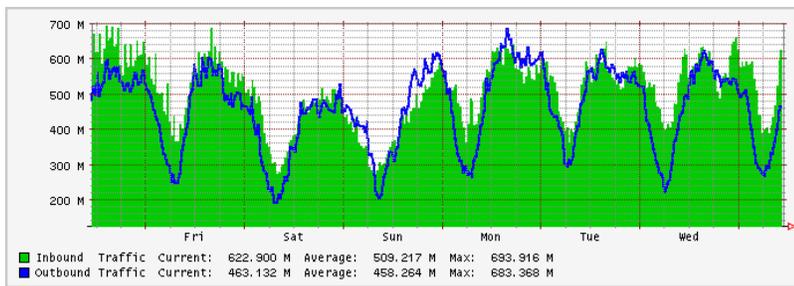


Figure 4 – Trafic sur le lien New York - Washington du réseau dorsal Abilene pour une semaine typique de l'année 2003.

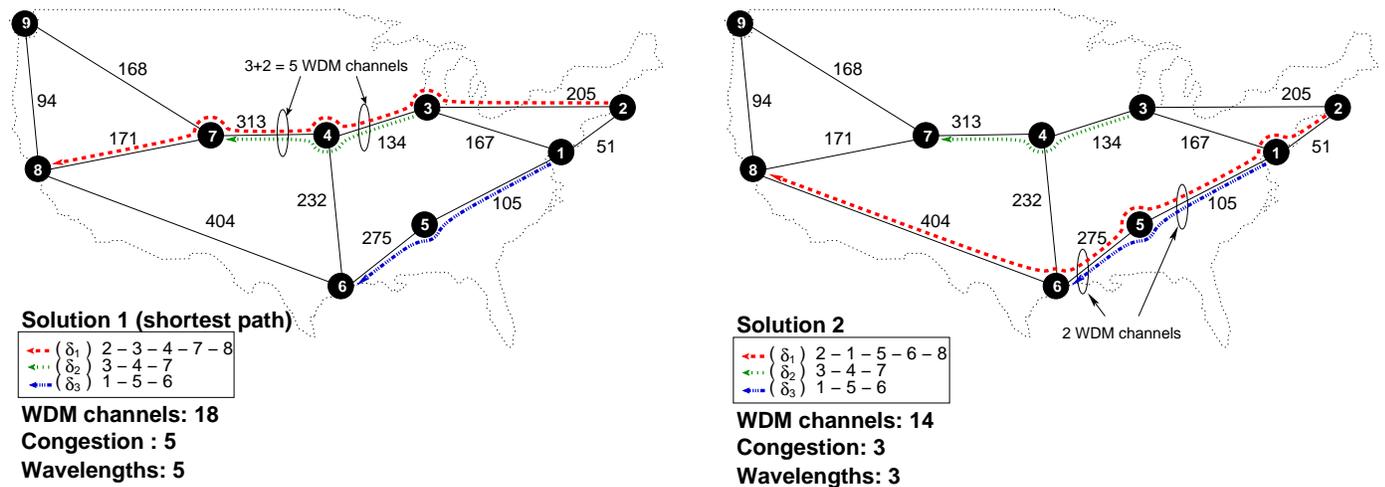


Figure 5 – Deux solutions de routages possibles pour l'ensemble de SLD décrits en table 3. Figures tirées de J[98].

La variabilité des demandes observée ces dernières années rend particulièrement difficile la prévision de trafic à long terme. Cette incertitude résulte en particulier de la vive concurrence qui règne entre opérateurs et du développement rapide de nouvelles applications et offres pour le grand public. En particulier, le changement d'opérateur et/ou de contrat est devenu chose aisée pour le

consommateur, ce qui rend la clientèle d'un opérateur très volatile. Une croissance de la demande auprès d'un opérateur va saturer ses équipements et le mettre dans l'incapacité d'assurer une qualité de service acceptable pour tous ses clients. Un surdimensionnement *a priori* de ses équipements va obérer la rentabilité de l'opérateur.

Le trafic journalier est relativement plus facile à prévoir en raison de sa nature périodique. La figure 4 montre la forme du trafic hebdomadaire typique sur le lien New York - Washington du réseau Abilene [2] pendant l'année 2003. Le caractère périodique du trafic s'explique par la nature des activités humaines : les heures de bureau et la soirée constituent des heures de pointe pour l'utilisation des réseaux de télécommunications. Le volume de trafic diminue pendant la nuit où le trafic est essentiellement dû à des processus informatiques automatiques comme des sauvegardes de bases de données ou des transferts massifs de données. Cette forme de trafic se retrouve aussi les jours de congés ou le week-end avec quelques changements mineurs.

Le caractère prévisible du trafic journalier suggère qu'il peut être décrit de manière déterministe par un modèle approprié. C'est ainsi que nous avons proposé J[98] le concept de *Scheduled Lightpath Demand*, SLD en abrégé, pour représenter des demandes de trafic prévues. Un SLD est représenté par un quintuplet $(s, d, n, \alpha, \omega)$, où s et d désignent les nœuds source et destination de la demande, n le nombre de chemins optiques requis et α et ω les dates de début et de fin de la demande (pour un exemple, se reporter à la table 3 ainsi qu'aux figures 6 et 5 de la partie 3.2 qui suit ; cet exemple illustre en particulier la possibilité fondamentale procurée par le modèle SLD : la réutilisation de canaux optiques).

L'intérêt principal du modèle SLD est de permettre la prise en compte de la distribution non seulement spatiale mais aussi temporelle des demandes de trafic tout en simplifiant la mise en œuvre des techniques d'optimisation combinatoire par son caractère déterministe. C'est ainsi qu'il a d'abord été utilisé pour traiter de manière plus fine que cela n'avait été fait jusqu'alors le problème du RWA (routage et affectation de longueurs d'onde) (voir partie 5), le problème de la protection par affectation de capacités de secours (voir partie 6) et le problème du routage et de l'agrégation de trafic dans les réseaux multi-granularité (voir partie 7). Par ailleurs, l'introduction du modèle RLD pour représenter des demandes de trafic non prévues arrivant au réseau (voir parties 5 et 6) permet de différencier le traitement par classe de trafic. Les SLD représentent du trafic prioritaire par rapport au trafic représenté par les RLD, qui seront servis dans la mesure des ressources qui subsistent après satisfaction des SLD.

SLD	s	d	n	α	ω
δ_1	2	8	2	08 : 00	14 : 40
δ_2	3	7	3	11 : 00	13 : 00
δ_3	1	6	2	17 : 00	19 : 30

Table 3 – Caractéristiques des 3 SLD de l'exemple.

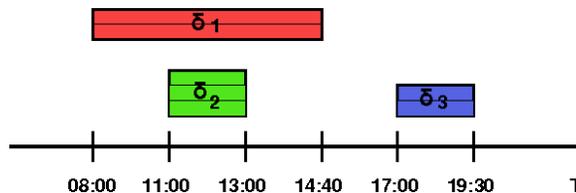


Figure 6 – Diagramme de temps associé aux SLD de la table 3.

3.2 Réutilisation de canaux WDM

Les modèles mis en œuvre ont pour but d'exploiter l'éventuelle indépendance temporelle des demandes, ce qui permet la *réutilisation de canaux* que l'on peut capter par le modèle SLD. Ce principe est illustré par l'exemple de la figure 5. Cette figure montre les solutions de routage possibles pour les trois SLD définis en table 3 sur un réseau nord-américain à 9 nœuds. Comme on le voit

sur la figure 5 (partie gauche), la première solution effectue le routage de la demande δ_1 selon la route 2 – 3 – 4 – 7 – 8, de la demande δ_2 selon la route 3 – 4 – 7 et de la demande δ_3 selon la route 1 – 5 – 6 (en l’occurrence il s’agit des plus courts chemins reliant la source à la destination dans chaque cas). Les routes choisies pour la seconde solution sont indiquées sur la figure 5 partie droite. Dans la première solution, 8 canaux optiques sont utilisés pour le SLD δ_1 (le nombre de canaux est égal au nombre de chemins optiques requis par le SLD, n , multiplié par le nombre de liens traversés), 6 sont utilisés par δ_2 et 4 par δ_3 , soit un total de 18 canaux utilisés. Par ailleurs, la première solution conduit à une congestion⁶ de 5 et nécessite la réservation de 5 longueurs d’onde. Dans la seconde solution, la demande δ_1 est cette fois routée sur 2 – 1 – 5 – 6 – 8 et les routes choisies pour les deux autres demandes demeurent inchangées. Contrairement à ce qui se produit pour la première solution, dans la deuxième solution les demandes δ_1 et δ_2 , qui se chevauchent dans le temps, ne se chevauchent plus dans l’espace. Par ailleurs, désormais δ_1 et δ_3 se chevauchent dans l’espace mais il se trouve qu’elles ne se chevauchent pas dans le temps. La deuxième solution n’utilise donc que 14 canaux parce que les liens 1 – 5 et 5 – 6 sont utilisés, à *des moments différents*, pour traiter la demande δ_1 et la demande δ_3 qui ne sont pas actives simultanément. La congestion, comme le nombre de longueurs d’onde requises, est de 3 dans ce cas.

3.3 Généralisations du modèle SLD

Le modèle SLD initialement développé pour décrire le trafic dans des conditions d’ingénierie de réseau a été étendu et affiné à plusieurs reprises. C’est ainsi que dans C[84], J[47] et [81] est introduite et utilisée la notion de demande de chemin optique aléatoire (*Random Lightpath Demand*, RLD) pour décrire des demandes de trafic arrivant au réseau de manière aléatoire et dont la durée est aléatoire, selon le même formalisme que celui utilisé pour les SLD. La distinction entre RLD et SLD est donc essentiellement sémantique ; elle a pour but d’offrir un cadre pour représenter la situation réaliste dans laquelle un opérateur ayant dimensionné son réseau par rapport à du trafic dynamique prévu à l’avance (donc représenté par des SLD) souhaite rentabiliser ses installations en offrant l’éventuelle capacité résiduelle à un instant en servant à la volée des demandes se présentant au réseau (qui sont donc représentées par des RLD). Il faut dans ce cas servir les demandes de type RLD dans un réseau dont une partie des ressources est utilisée prioritairement pour répondre aux demandes SLD. Les RLD sont servis au mieux avec les ressources qui restent (*service best effort*).

Le modèle SLD/RLD ainsi défini a permis d’établir de nouveaux modèles et algorithmes dans le cadre du problème RWA avec traitement prioritaire des SLD ou pour aborder le problème de la protection, que ce soit pour du trafic avec des SLD seuls, ou pour du trafic différencié, c’est-à-dire du trafic mélangeant des SLD et des RLD J[47], C[82], C[83], C[86], C[88], C[87].

Une deuxième extension du modèle SLD/RLD a consisté en l’introduction par E. Doumith [35] de la notion de *semi Random Lightpath Demands* (sRLD). Pour un sRLD, comme pour un RLD, on ne connaît pas *a priori* la date d’arrivée de la demande mais un sRLD s’oppose au RLD en ce sens que la durée d’un sRLD est connue au moment où il arrive au réseau. Cette distinction permet un traitement plus fin de l’ensemble du trafic à travers une gestion prioritaire des sRLD par rapport aux RLD. Par ailleurs, dans [35, 36] les SLD et (s)RLD sont déclinés en leurs pendants électriques introduisant ainsi d’une part la notion de *Scheduled Electric Demand* (SED), d’autre part des notions de *Scheduled Electric Demand* (RED), *Random Electric Demands* (RED) et *semi Random Electric Demand* (sRED) pour aborder le problème du grooming. Dans toutes les études faisant intervenir les SLD et (s)RLD⁷, le trafic était décrit en unités de chemins optiques, c’est-à-dire en multiples entiers de la capacité unitaire d’une longueur d’onde. Dans [35] sont introduits les RED/(s)RED afin de représenter plus finement le trafic en fournissant un moyen de décrire les demandes dont le volume n’est pas exactement un multiple entier de la capacité nominale d’un canal. Une demande

⁶La congestion désigne classiquement la charge du lien le plus chargé du réseau. Ici on compte le nombre de canaux optiques activés sur un lien et la congestion désigne donc le nombre de canaux simultanément actifs sur le lien le plus chargé du réseau. La congestion dans ce cas constitue une borne inférieure du nombre de longueurs d’onde nécessaires pour servir les demandes ; ce n’est pas nécessairement exactement le nombre de longueurs d’onde suffisant pour servir les demandes car il se peut qu’en raison de la contrainte de continuité de longueur d’onde, des conflits imposent de recourir à un nombre de longueurs d’onde plus élevé que la valeur de la congestion.

⁷On parle de (s)RLD (respectivement (s)RED) pour évoquer des demandes qui peuvent indifféremment être des RLD ou des sRLD (respectivement RED ou sRED).

se décompose ainsi en un certain nombre (entier) de chemins optiques et en une fraction de chemin optique qui sera représentée par une demande électrique.

3.4 Le modèle SLD et ses dérivés comparés aux autres modèles de trafic

Le modèle utilisé pour représenter le trafic d'un réseau doit être adapté au problème traité. Pour les problèmes relevant de la planification de réseau, on aura en principe recours à des matrices de trafic dont les éléments décrivent le volume de trafic attendu entre les nœuds auxquels il correspond. Une matrice de trafic est une représentation déterministe et statique de la répartition spatiale du trafic dans un réseau à une date future donnée. Les problèmes d'optimisation associés à ce type de modélisation par matrice de trafic sont souvent formulés comme des problèmes de programmation mathématique utilisant des modèles de multiflots [5].

Lorsque l'on change l'horizon de la planification et que l'on passe du long terme au court terme, les caractères dynamique et aléatoire du trafic deviennent prépondérants. En ingénierie du trafic, le trafic est généralement décrit par des processus stochastiques [22]. Les processus stochastiques sont principalement utilisés pour évaluer les performances des algorithmes développés en ingénierie du trafic. Ils sont aussi utilisés en planification de réseau [10], comme lorsqu'il s'agit de dimensionner un réseau téléphonique en respectant des objectifs en terme de probabilité de blocage.

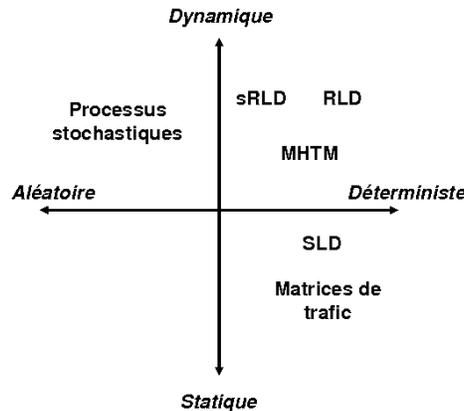


Figure 7 – Classification des modèles de trafic.

Les problèmes qui se présentent en ingénierie du réseau concernent un horizon de temps intermédiaire entre le court terme et le long terme, de l'ordre de quelques heures à quelques jours. Avec un tel horizon de temps, le caractère dynamique du trafic demeure important mais son caractère aléatoire est atténué, comme on peut le constater sur la figure 4. Le concept de SLD proposé ici est particulièrement adapté à cette situation puisqu'un SLD propose des éléments permettant de prendre en compte de manière déterministe des caractéristiques dynamiques.

Les matrices de trafic multi-horaires (*Multi-Hour Traffic Matrices*, MHTM) constituent une alternative au modèle SLD. Ce modèle qui consiste à définir une suite de matrices de trafic pour représenter la nature du trafic à des instants différents est aussi connu sous le nom de *Non-Simultaneous Multi-Commodity Flow requirements* (NSMCF) ; il a été utilisé dans de nombreuses études pour modéliser le trafic à des fins de conception de réseaux [56, 57, 100, 106, 113, 114, 116, 146] pour un trafic évolutif ou dans un contexte de fiabilité de réseaux, et, plus récemment, pour la reconfiguration de topologies virtuelles [52, 62, 134]. Le modèle SLD et le modèle MHTM sont équivalents en ce sens qu'un ensemble de SLD peut être représenté par un nombre adéquat de matrices dans un modèle MHTM. Toutefois, comme nous l'avons montré dans nos travaux, le modèle SLD s'avère bien plus souple que le modèle MHTM pour travailler sur les propriétés individuelles des chemins optiques (comme leur route, la longueur d'onde qui leur est affectée, etc.).

La déclinaison du formalisme SLD en RLD et sRLD permet de mettre encore mieux en adéquation le modèle de trafic avec le type de trafic qu'il doit représenter⁸. La figure 7 permet de situer le modèle SLD et ses déclinaisons par rapport aux autres modèles de trafic.

⁸E. Doumith propose dans sa thèse [35] une manière de segmenter le trafic observé sur un réseau pour en obtenir une représentation réaliste par des demandes SLD/RLD.

3.5 Diffusion du modèle SLD

Plus d'une vingtaine de publications (issues d'équipes de recherche sans lien direct avec la nôtre) font explicitement appel au concept de SLD tel que nous l'avons défini J[98]. Nous présentons ici les études les plus significatives à ce sujet, qui reprennent le modèle SLD pour étendre leur champ d'application ou améliorer certaines étapes de la démarche proposée initialement pour le routage des SLD.

Tornatore et al. [157, 158] reprennent partiellement le formalisme des SLD en définissant des dates de début et de fin pour les demandes traitées. Ces auteurs exploitent la connaissance de la période pendant laquelle une connexion est active, notamment avec l'algorithme PHOTO qui permet le provisionnement dynamique de connexions protégées dans un réseau optique.

Skorin-Kapov [149, 150] se fonde sur le modèle SLD et, plus généralement, sur la démarche suivie dans C[97] et J[98] en proposant un algorithme pour le RWA des SLD fondé sur une méthode taboue dont les performances sont meilleures que celles de la méthode présentée dans [90] et J[98]. Skorin-Kapov propose aussi deux algorithmes gloutons nettement plus rapides que ces méthodes taboues. L'amélioration repose en partie sur l'utilisation d'un algorithme de *bin-packing* et d'une borne due à Stacho [153] plus fine que la classique borne du théorème de Brooks [24] pour le nombre chromatique d'un graphe (permettant ainsi un meilleur amorçage des algorithmes heuristiques procédant à l'affectation des longueurs d'onde). Par ailleurs, Skorin-Kapov [150] établit une borne inférieure sur le nombre de longueurs d'onde nécessaires pour traiter un problème de RWA pour des SLD.

Ahn et al. [4], Saradhi et al. [148, 147] et Park et al. [124] reprennent la problématique exposée dans C[97] et J[98] et suivent une démarche globalement similaire tout en développant des méthodes visant à améliorer l'efficacité des algorithmes de RWA mis en œuvre. Dans tous ces travaux, le principe consiste à regrouper judicieusement des demandes indépendantes dans le temps dans des classes puis à traiter le problème du routage sur chacune des classes (idée présente aussi chez Skorin-Kapov [150]). Ahn et al. [4] ainsi que Park et al. [124] décrivent des algorithmes heuristiques pour obtenir la partition. Dans [148, 147], on propose de déterminer les classes en se fondant sur la recherche d'ensembles de sommets formant un stable dans des graphes circulaires. Dans ces études, on présente aussi une autre méthode consistant à diviser l'intervalle de temps étudié en un nombre arbitraire de fenêtres et à traiter le problème sur chacune des fenêtres successivement, ce qui permet de réduire considérablement la dimension du problème de RWA.

Wang et al. [159] reprennent le modèle SLD en l'étendant et définissent des SLD glissants : les auteurs associent à chaque demande un septuplet $(s, d, n, \alpha, \omega, \tau, p)$ où classiquement s et d désignent la source et la destination de la demande et n le nombre de circuits à réserver. Cette fois, α et ω ne désignent plus les dates de début et de fin de la demande mais le début et la fin de la fenêtre de temps dans laquelle est susceptible de se dérouler la demande dont la durée annoncée est τ (donc $\omega - \alpha \geq \tau$). p est un indicateur du niveau de priorité de la demande. Cette façon de représenter les demandes permet aux auteurs de proposer des algorithmes pour faire de l'agrégation de trafic (*grooming*) avec des SLD. Ce modèle de SLD glissants est utilisé par Wang et al. à des fins de routage [160] et à des fins de protection [104, 105].

3.6 Corrélation temporelle d'un ensemble de SLD

Dans J[98] nous avons proposé de caractériser un ensemble de SLD par un critère numérique traduisant la facilité ou la difficulté qu'il y aurait à traiter l'ensemble en question. En effet, il est manifeste que si toutes les demandes se chevauchent dans le temps, il est impossible de bénéficier de la réutilisation de canaux qui fait l'intérêt des SLD. Nous avons ainsi défini la *corrélation temporelle* d'un ensemble Y de N_Y SLD de la manière suivante. On définit d'abord l'ensemble \mathcal{E} de toutes les dates de début et de fin de l'une quelconque des demandes de l'ensemble. Comme certains de ces instants peuvent être confondus, le cardinal $M = |\mathcal{E}|$ de cet ensemble est inférieur ou égal à $2N_Y$. Reprenant la notation standard des SLD, le k -ième SLD de l'ensemble Y étant représenté par le quintuplet $(s_k, d_k, n_k, \alpha_k, \omega_k)$, on peut écrire :

$$\begin{aligned} \mathcal{E} &= \left(\bigcup_{i=1}^{N_Y} \alpha_i \right) \cup \left(\bigcup_{i=1}^{N_Y} \omega_i \right) \\ &= \{ \varepsilon_1, \varepsilon_2, \dots, \varepsilon_M \} \text{ avec } \varepsilon_1 < \varepsilon_2 < \dots < \varepsilon_M \end{aligned} \quad (1)$$

et noter \mathcal{B}_q l'ensemble des indices j de SLD actifs pendant l'intervalle de temps $[\varepsilon_q, \varepsilon_{q+1}]$:

$$\mathcal{B}_q = \left\{ j \in \{1, \dots, N_Y\} / [\varepsilon_q, \varepsilon_{q+1}] \subseteq [\alpha_j, \omega_j] \right\} \quad q \in \{1, \dots, M-1\}. \quad (2)$$

La *corrélation temporelle* de l'ensemble Y de SLD considéré est alors définie par :

$$\mathcal{C}_Y = \frac{\sum_{q=1}^{M-1} \sum_{j \in \mathcal{B}_q; |\mathcal{B}_q| > 1} n_j (\varepsilon_{q+1} - \varepsilon_q)}{\sum_{i=1}^{N_Y} n_i (\omega_i - \alpha_i)}. \quad (3)$$

On notera que seuls les ensembles d'indices \mathcal{B}_q dont le cardinal est strictement supérieur à 1 (ce qui traduit le chevauchement d'au moins deux SLD sur l'intervalle de temps considéré) sont considérés au numérateur de la formule précédente.

Une valeur de \mathcal{C}_Y proche de 0 traduit une faible corrélation temporelle et laisse espérer que l'on pourra réutiliser des canaux par le modèle SLD. *Vice versa*, une corrélation proche de 1 est révélatrice d'une situation dans laquelle l'utilisation du modèle SLD ne permettra probablement pas d'améliorer beaucoup les méthodes traditionnelles car l'ensemble présente peu de marge de manœuvre en terme de réutilisation de canaux.

Cette expression analytique de la corrélation a été discutée, à juste titre, par J. Zhao et Y. Ji [169], puis par E. Doumith qui montre dans sa thèse [35] comment améliorer cette définition. On introduit d'abord la corrélation entre deux SLD i et j qui se chevauchent dans le temps par :

$$\mathfrak{C}_{i,j} = \mathfrak{C}_{j,i} = \frac{2 \Delta_{i,j}}{(\omega_i - \alpha_i) + (\omega_j - \alpha_j)} \quad (4)$$

où $\Delta_{i,j}$ désigne l'intervalle de temps pendant lequel le SLD i chevauche le SLD j . La nouvelle expression pour la corrélation proposée par [35] est alors :

$$\begin{aligned} \mathfrak{C}_Y &= \frac{1}{N_Y(N_Y - 1)} \sum_{i=1}^{N_Y} \sum_{j=1; j \neq i}^{N_Y} \mathfrak{C}_{i,j} \\ &= \frac{4}{N_Y(N_Y - 1)} \sum_{i=1}^{N_Y} \sum_{j=i+1}^{N_Y} \frac{\Delta_{i,j}}{(\omega_i - \alpha_i) + (\omega_j - \alpha_j)}. \end{aligned} \quad (5)$$

Comme le montre E. Doumith, cette expression de la corrélation permet de pondérer plus finement l'interaction temporelle entre les SLD d'un ensemble.

4 Conception de topologie logique (LTD)

Les travaux abordés dans cette partie ont été développés en collaboration avec J. Kuri et M. Gagnaire. Ils sont antérieurs à la conception du modèle SLD et n'y font donc pas appel. Ils considèrent du trafic statique et relèvent de la planification de réseau.

4.1 Description du problème

Le problème de la conception de topologies logiques (ou virtuelles) optimales (*Logical Topology Design*, LTD), peut être décrit de la manière suivante. Étant donné :

- la topologie physique du réseau optique comprenant notamment des nœuds équipés d'un nombre limité de récepteurs et de transmetteurs interconnectés par des fibres optiques pouvant supporter un nombre limité de longueurs d'onde,
- une matrice de trafic statique représentant le trafic échangé entre les différents couples source-destination,
- un algorithme de routage,

trouver la topologie logique qui minimise la congestion du réseau (c'est-à-dire la quantité de trafic passant sur le chemin optique le plus chargé du réseau).

Le problème de la conception de topologie logique est NP-difficile et a été abordé de différentes manières. Une première façon de procéder consiste à trouver des solutions exactes ou, à défaut, des solutions approchées, aux problèmes de programmation linéaire [142] qui leur sont associés. Une autre approche consiste à faire en sorte que le maximum de trafic soit acheminé par des trajets comprenant un seul chemin optique dans la topologie logique (*single hop traffic*) en ayant recours à un algorithme de couplage de coût minimal [103] et à répartir ensuite le trafic sur les chemins optiques ainsi définis. La plupart des études proposent de trouver ce couplage par des heuristiques spécifiques. D'autres approches encore consistent à optimiser la répartition du trafic à un ou plusieurs sauts sur la topologie (voir [67] et [103] pour une revue détaillée de ces approches).

4.2 Contributions à la résolution du problème LTD

Dans C[93] et J[130], afin de réduire la complexité algorithmique inhérente à ce problème, nous traitons le problème de LTD pour du trafic statique en le décomposant en deux étapes consécutives : on commence par déterminer les chemins optiques retenus pour la topologie logique et on route le trafic sur cette topologie en minimisant la congestion (étape dite LTD) ; ensuite on route physiquement sur la topologie du réseau les chemins optiques retenus pour composer la topologie logique (étape dite LR pour *Lightpath Routing*). Chacune des étapes se présente sous la forme d'un modèle MILP classique, inspiré de [142] pour la partie LTD et de [13] pour la partie LR.

Cette décomposition, schématisée en figure 8 et suggérée par [43] dans le cadre de la conception de réseaux SONET/SDH, présente un inconvénient majeur : on renonce à considérer le problème dans sa globalité et on ne peut ainsi espérer obtenir des solutions globalement optimales par la transmission vers la deuxième étape d'une solution optimale issue de la première étape. Nous proposons de remédier à cet inconvénient en introduisant une boucle de rétro-action dans le processus de résolution.

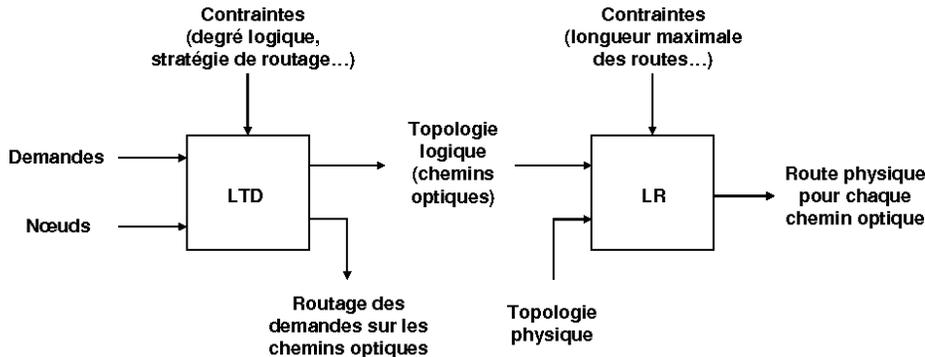


Figure 8 – Représentation schématique de la décomposition du problème de LTD.

Plus précisément, nous traitons les deux étapes évoquées précédemment après avoir d'abord pris en considération une étape de routage (étape LR) pour un ensemble fictif de chemins optiques comportant tous les chemins optiques possibles, c'est-à-dire pour une topologie logique complètement connectée (*full mesh*). La démarche est illustrée en figure 9. À l'issue de cette étape préliminaire, chaque chemin optique qu'il est possible de retenir pour faire la topologie logique est affecté d'un coût égal à la longueur du chemin physique qui lui a été affecté (notons bien que le chemin calculé à ce stade n'est pas nécessairement le chemin qui sera en définitive emprunté par ce chemin optique une fois l'ensemble du problème traité, à supposer que ce chemin optique soit effectivement retenu pour figurer dans la topologie logique ; il donne cependant une indication raisonnable de la longueur de la route que devra en définitive emprunter ce chemin optique s'il est effectivement sélectionné). En se fondant sur les poids ainsi calculés, on calcule les K plus courts chemins (par exemple avec l'algorithme d'Espstein [41]) entre tous les couples source-destination sur la topologie logique mais, au lieu de considérer toutes les variables pouvant décrire tous les chemins possibles, on ne retient pour un couple source-destination donné que les variables décrivant les liens figurant dans ces K

chemins. On a ainsi considérablement élargué l'espace de recherche des solutions pour la résolution du modèle MILP associé à l'étape LTD. Une fois le problème LTD résolu, on traite le problème LR, toujours à partir d'une formulation MILP. En d'autres termes, le procédé proposé permet de ne retenir dans la résolution de la partie LTD que les variables décrivant des solutions de routage de trafic sur les chemins optiques pertinentes car tenant compte des longueurs physiques qu'auront approximativement les chemins optiques retenus pour constituer la topologie logique.

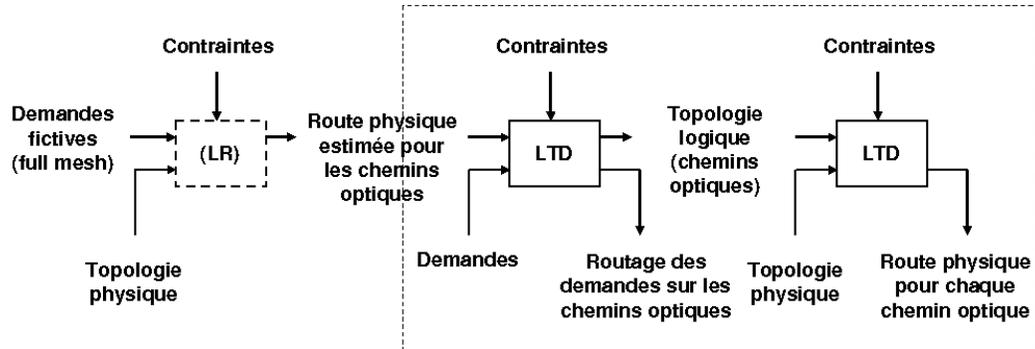


Figure 9 – Rétro-action dans la résolution décomposée du problème de LTD.

Les études C[129], C[92], J[130] et C[93] présentent différentes facettes ou variantes de cette démarche ainsi que les résultats obtenus sur certaines simulations. On a pu constater que la démarche proposée permet de traiter des réseaux de taille plus grande qu'une formulation qui n'aurait pas recours à la décomposition en deux étapes LTD+LR. Avec le procédé d'élagage de l'espace des variables, on a pu traiter des réseaux d'une quinzaine de nœuds (les résolutions exactes des modèles MILP ont été réalisées avec une licence publique du solveur OSL [122] sur stations SUN, donc avec des capacités et des performances moindres que celles offertes par le solveur CPLEX utilisé pour d'autres simulations présentées dans ce document).

On a étudié la possibilité de considérer un routage du trafic bifurqué (aussi qualifié de *non atomique*), c'est-à-dire des modèles dans lesquels une demande peut se répartir de manière fractionnée sur différents chemins optiques. Cette option permet évidemment d'améliorer la congestion du réseau par rapport au cas non bifurqué (tout le volume d'une demande doit emprunter le même chemin) mais cette modélisation n'est adaptée qu'à des situations où la nature du trafic autorise l'emprunt de routes multiples pour son acheminement.

On a aussi proposé une résolution approchée du problème LTD par un algorithme de recherche tabou C[129]. L'algorithme tabou ne peut être appliqué que pour le trafic non bifurqué. Les simulations sur des réseaux de taille modeste montrent que les performances de l'algorithme tabou sont moins bonnes que celles des modèles exacts auxquels il est censé se substituer, ce qui est peu surprenant puisqu'il propose une heuristique pour obtenir des solutions approchées. En revanche, son temps d'exécution et sa complexité le rendent praticable pour des réseaux comportant jusqu'à une centaine de nœuds, taille de réseau pour lesquelles on ne saurait dans les conditions actuelles envisager une résolution exacte.

Enfin, dans J[130] nous avons eu l'occasion de mettre en œuvre une approche multi-objectifs pour traiter les problèmes du LTD et du routage. Par exemple, pour le problème du routage des chemins optiques sur la topologie physique, le but du modèle MILP est de minimiser la congestion du réseau. Il se pourrait qu'il y ait plusieurs solutions conduisant au minimum de congestion et l'on peut souhaiter sélectionner l'une de celles qui minimisent en outre le nombre de canaux utilisés dans le réseau. Ceci est obtenu en appliquant le même modèle que lors de l'étape initiale, à ceci près que l'on modifie la fonction objectif et que l'on ajoute une contrainte obligeant à parcourir seulement le sous-espace des solutions de la première étape. On aura recours à une démarche multi-objectifs analogue pour le routage des SLD (voir partie 5.3).

5 Routage et affectation de longueurs d'onde (RWA)

Les travaux présentés dans cette partie ont été réalisés en collaboration avec M. Gagnaire et pour partie avec J. Kuri ou M. Koubaa dans le cadre de leurs doctorats. Ils développent une série de problèmes d'optimisation et d'algorithmes pour résoudre ces derniers, de manière exacte ou approchée, en s'appuyant sur une modélisation commune du trafic à travers le modèle SLD/RLD. On dispose ainsi d'une gamme complète de méthodes permettant de traiter l'ensemble des problèmes qui se présentent en planification de réseau, en ingénierie de réseau et en ingénierie de trafic. Une présentation synthétique d'une partie de ces approches est faite dans J[47].

Il s'agit de proposer des solutions pour traiter un ensemble de demandes dont le trafic se décompose en trois sortes : le trafic statique (donc prévisible), le trafic dynamique prévisible et le trafic dynamique imprévisible. Le trafic prévisible, statique ou dynamique, est décrit par des SLD. Le trafic dynamique imprévisible est décrit par des RLD. Les demandes que le réseau doit satisfaire peut donc être présenté comme un ensemble de SLD et de RLD. Rappelons que le formalisme pour décrire un SLD et celui pour décrire un RLD sont les mêmes et que la seule distinction qui existe entre les deux modèles est d'ordre sémantique. Cette distinction est nécessaire pour connaître la nature de la demande, et l'on considère donc dans la suite que l'on doit traiter un ensemble de demandes qui se décompose en deux sous-ensembles, l'un de SLD, l'autre de RLD et ainsi procéder à un traitement différencié des deux classes de trafic.

5.1 Description du problème

Le problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde (RWA) est le suivant : étant donné un ensemble de SLD, trouver une route pour chaque SLD de manière à satisfaire un critère d'optimalité. Pour cette solution, trouver une répartition des longueurs d'onde disponibles rendant minimal le nombre de longueurs d'onde utilisées tout en respectant la contrainte de continuité de longueur d'onde. Différents critères d'optimalité peuvent être considérés pour la partie routage ; les plus couramment utilisés sont la minimisation du nombre de canaux optiques utilisés et la minimisation de la congestion, c'est-à-dire le nombre de longueurs d'onde actives sur le lien le plus chargé. Minimiser le nombre de canaux optiques actifs est particulièrement pertinent puisque, en général, deux transpondeurs sont nécessaires par nœud traversé pour activer un canal et que les transpondeurs sont les composants les plus onéreux d'un réseau optique. Par ailleurs, il est important de minimiser la congestion lorsque le nombre de longueurs d'onde disponibles est limité. Les deux versions ont été considérées dans nos travaux. La figure 10 schématise le problème traité.

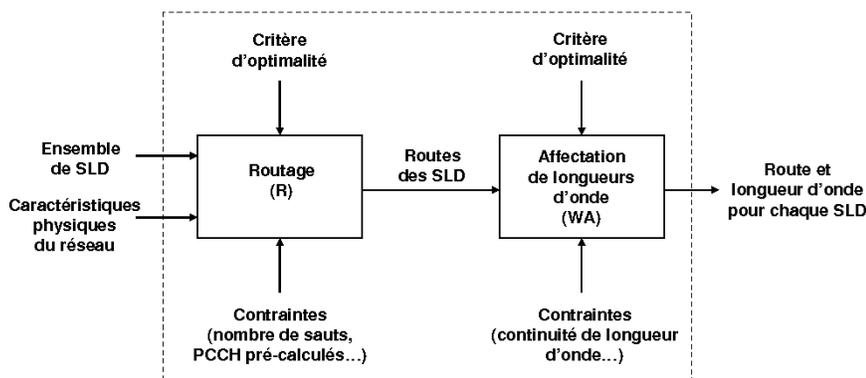


Figure 10 – Représentation schématique de la décomposition du problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde (RWA) pour les SLD.

Lorsque nous traitons un problème de RWA pour les SLD, nous faisons les hypothèses suivantes : la topologie du réseau est arbitraire, il y a exactement une fibre par lien, le nombre de canaux WDM sur un lien est illimité et, enfin, les nœuds du réseau ne présentent pas de capacités de conversion de longueur d'onde, ce qui nécessite de satisfaire la contrainte de continuité de longueur d'onde. Les trois dernières hypothèses simplifient le problème et en facilitent la mise en forme et la résolution. La deuxième hypothèse permet de ramener le problème d'affectation de longueurs d'onde à un problème

de coloration de graphes bien connu (et plus simple que dans le cas multifibre⁹) [167]. Par ailleurs, lorsqu'on instancie un certain ensemble de chemins optiques, un réseau monofibre va requérir au moins autant de longueurs d'onde qu'un réseau multifibre ; le résultat obtenu permet donc de définir un pire cas pour le nombre de longueurs d'onde requises.

5.2 Développements récents sur le RWA

Le problème du RWA est en général classé en fonction de la nature du trafic considéré, selon qu'il est statique ou dynamique [167]. Les études envisageant du trafic dynamique aléatoire relèvent en fait de l'ingénierie de trafic car on suppose en général que les capacités du réseau (commutation, fibre) sont limitées [136]. Les études considérant le trafic statique se répartissent quant à elles entre l'ingénierie de trafic et la planification de réseau. Dans le premier cas, l'objectif recherché est d'optimiser un certain critère de performance comme la probabilité de blocage [140] alors que, dans le second cas, l'objectif est de minimiser le nombre de ressources à mettre en œuvre ou plus directement le coût du réseau [9, 13].

Le routage et l'affectation de longueurs d'onde ainsi que le problème consistant à définir une topologie logique pour les chemins optiques et à router les chemins optiques sur cette topologie sont examinés simultanément dans certains articles [14], J[130].

Le routage avec du trafic déterministe a été étudié dans le contexte de la planification de réseau avec flots simples ou avec multiflots. Dans la pratique, cette question se pose dans la conception de réseaux pour de la planification multi-horaire [114]. Le trafic est représenté par un ensemble fini de flots simples ou de multiflots. Le coût des liens est une fonction de la quantité de trafic qui les traverse. L'objectif est de satisfaire toutes les demandes (c'est-à-dire de les router dans le réseau) indépendamment des autres tout en minimisant le coût du réseau. Pour résoudre ces problèmes, on a recours entre autres à la programmation linéaire (génération de contraintes) [57, 113, 116], la relaxation lagrangienne [60, 106] ou des méthodes de dualité couplées à une métaheuristique de type recherche taboue [100] ou de méthodes d'agrégation (*generalized upper bounding*) [146]. Le problème de la conception de réseau (*network synthesis*) avec flots simples non simultanés avec des fonctions de coût des liens linéaires et des capacités de liens entières est équivalent au cas particulier du routage de SLD où tous les SLD de l'ensemble de demandes considéré sont non simultanés. Le problème général du routage de SLD est équivalent au problème de synthèse de réseau avec multiflots non simultanés pour des fonctions de coûts de liens linéaires et des capacités de liens entières [100]. Dans cette équivalence, une nouvelle demande multiflot est associée à chaque changement dans les demandes de trafic SLD, c'est-à-dire chaque fois qu'un SLD est mis en place ou arrêté. Il est pratiquement impossible de résoudre le problème de routage pour les SLD en le considérant comme un problème de synthèse de réseau du fait du grand nombre de multiflots qu'il faudrait alors (en général) prendre en compte.

5.3 Trafic statique

Pour ce qui concerne le trafic prévisible, on peut encore distinguer entre les demandes statiques (ou permanentes) et les demandes dynamiques (non permanentes). Le cas le plus classique et le plus étudié dans la littérature est celui des demandes statiques. De nombreux modèles ont été proposés (5.2). Nous avons développé avec M. Koubaa notre propre modèle en ayant recours à un cas particulier de SLD, appelé PLD (*Permanent Lightpath Demand*) dans J[47], qui a pour but d'alléger les notations : une demande statique étant permanente, il est inutile de s'encombrer des valeurs de début et de fin de la demande ; un PLD se réduit donc à un triplet (s, d, n) , s désignant la source de la demande, d sa destination et n le nombre de chemins optiques requis par la demande¹⁰. Le problème intitulé *Permanent Routing and Wavelength Assignment* (PRWA) consiste donc à trouver une route et une longueur d'onde pour chaque demande permanente, dans un réseau tout optique, en respectant la contrainte de continuité de longueur d'onde. Plus précisément, le nombre de longueurs d'onde par fibre étant limité, on cherche à maximiser le nombre de demandes satisfaites, une demande étant

⁹Nos travaux n'ont abordé que le cas de réseaux optiques monofibres. Certains travaux comme [45, 168] présentent des résultats concernant la planification de réseaux WDM multifibres.

¹⁰Il convient de bien distinguer entre la demande et le nombre de chemins optiques requis par la demande, une demande n'étant déclarée établie que si tous les chemins optiques qu'elle requiert sont effectivement servis dans le réseau.

rejetée si l'on ne peut satisfaire à la totalité des chemins optiques qu'elle requiert. On considère des réseaux tout optiques (donc sans possibilité de conversion de longueur d'onde dans les nœuds) dans lesquels deux nœuds voisins sont reliés par deux liens de directions opposées, c'est-à-dire par une fibre dans chaque direction. La figure 11 montre à titre d'exemple le réseau nord-américain NSFNet à 29 nœuds utilisé pour certaines simulations. Le trait qui relie deux nœuds voisins représente conventionnellement un couple de liens de directions opposées.

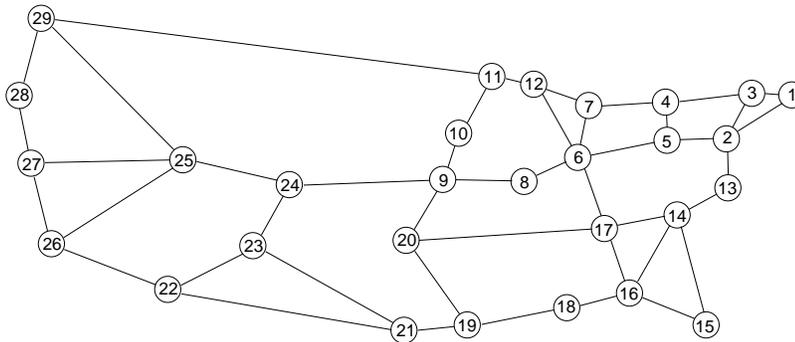


Figure 11 – Réseau nord-américain NSFNet à 29 nœuds ayant servi de support à différentes simulations.

Deux approches sont proposées (et décrites de manière détaillée dans [81]). Elles reposent sur un nouveau modèle MILP multi-objectifs. Ce modèle se distingue de ses prédécesseurs dans la littérature par les objectifs multiples pris en compte et parce qu'il permet aussi de traiter des demandes requérant l'établissement de plusieurs chemins optiques (et non d'un seul). Il repose sur une description arc-chemin et sur la limitation du choix d'un chemin pour une demande donnée parmi K plus courts chemins (PCCH) desservant cette demande, ce qui permet de réduire la combinatoire du modèle (par rapport à un modèle qui laisserait le choix de tous les liens possibles dans le réseau pour servir une demande donnée). Les K PCCH entre tous les couples de nœuds du réseau sont calculés une fois pour toutes dès que la topologie physique du réseau est connue.

La procédure conduisant à une optimisation multi-objectifs fait intervenir trois étapes qui reposent toutes sur le même modèle MILP dont l'objectif et quelques contraintes varient en fonction du but poursuivi dans l'étape courante. Nous avons déjà proposé une telle démarche multi-objectifs dans C[129] et J[130] pour le problème LTD.

Le but de la première étape est de maximiser le nombre de demandes satisfaites (c'est-à-dire le nombre de demandes PLD satisfaites); chaque PLD pouvant requérir l'établissement de plusieurs chemins optiques, l'objectif poursuivi dans la première étape n'est pas de maximiser ce nombre de chemins optiques mais le nombre de demandes satisfaites. Cet objectif traduit le souci de l'opérateur de satisfaire le plus grand nombre de clients possible.

Au terme de la première étape, il peut arriver que plusieurs solutions existent, en d'autres termes, qu'il existe plusieurs façons d'atteindre le maximum poursuivi. Le cas échéant, la deuxième étape consiste à résoudre un modèle dont l'objectif est désormais de trouver parmi les éventuelles différentes solutions de la première étape celles qui maximisent le nombre de chemins optiques établis. En effet, si l'opérateur a le moyen de satisfaire de plusieurs manières un même nombre de clients, il a intérêt à satisfaire un ensemble de clients qui lui assure le meilleur revenu, donc celui qui assure le meilleur remplissage de son infrastructure. Cela consiste à changer l'objectif du modèle traité lors de la première étape et à y ajouter une contrainte obligeant à travailler désormais sur le sous-espace (probablement fortement réduit) des solutions de la première étape.

De nouveau, il est possible que plusieurs solutions puissent encore être trouvées à l'issue de la deuxième étape. On peut alors souhaiter choisir parmi les solutions éventuelles de la deuxième étape une solution qui minimise l'encombrement du réseau. Cela peut être obtenu en modifiant encore une fois le modèle MILP par adjonction d'une nouvelle contrainte obligeant à chercher les solutions dans l'espace des solutions de la deuxième étape et en changeant la fonction objectif de manière à minimiser le coût d'utilisation du réseau. Ce coût est à la discrétion de l'opérateur; le plus naturel consiste à pondérer les chemins optiques par le nombre de liens qu'ils traversent (donc par le nombre de canaux optiques qu'ils utilisent) et donc de privilégier parmi les solutions satisfaisant le maximum

de clients et maximisant les revenus, la solution qui laisse le plus de ressources libres pour traiter d'éventuels clients non prévus au moment de la planification.

Cette démarche en trois étapes est proposée dans le cadre du routage atomique (non bifurqué) et dans le cadre du routage non atomique (bifurqué), conduisant ainsi à deux séries de modèles MILP.

Malgré le choix d'une représentation arc-chemin, les modèles proposés sont d'une complexité telle qu'il n'est pas possible d'envisager leur résolution exacte sur des réseaux de grande taille. On a donc aussi proposé une résolution heuristique du modèle étudié. L'heuristique repose sur un algorithme de routage séquentiel (sRWA) qui traite les demandes de l'ensemble dans un ordre donné. Lorsqu'une demande de l'ensemble est considérée, on examine s'il est possible de la router sur l'un des K PCCH lui correspondant (ce qui sous-entend la disponibilité de longueurs d'onde sur les chemins envisagés). Bien évidemment, l'ordre dans lequel les demandes sont traitées influe considérablement sur la qualité du résultat final. Afin de s'affranchir quelque peu de cet ordre, on propose de combiner le sRWA avec une recherche aléatoire dans l'espace des ordres possibles, conduisant à un algorithme dit de *sRWA amélioré*. Comme dans le cas de la résolution exacte, deux versions ont été proposées pour traiter respectivement le cas du routage atomique et celui du routage non atomique.

Les résultats obtenus présentés dans [81] montrent que le routage non atomique permet de meilleurs résultats que le routage atomique. Rien de surprenant à cela : le routage non atomique permet en effet une répartition plus souple du trafic dans le réseau donc une meilleure utilisation des ressources du réseau. Les simulations menées sur deux modèles de réseaux nord-américains de 14 et 29 nœuds montrent un gain somme toute relativement modeste pour le routage non atomique par rapport au routage atomique. Par ailleurs, les différentes méthodes (exactes ou heuristiques, routage atomique ou non) ont un comportement assez similaire. Cela suggère en particulier un bon comportement de l'heuristique proposée.

En revanche, le gain en temps de calcul, sur des ensembles allant jusqu'à vingt demandes, n'est pas de manière flagrante en faveur de la méthode heuristique. Le gain est plus manifeste pour un grand nombre de demandes dans la mesure où le nombre de variables et surtout le nombre de contraintes figurant dans le modèle exact dépendent du nombre de demandes : la dépendance au nombre de demandes est linéaire pour le nombre de variables et en $O(M^4)$ où M désigne le nombre de contraintes.

5.4 Trafic dynamique

Les travaux présentés dans cette partie ont été réalisés en collaboration avec J. Kuri. Nous avons décidé de traiter le problème avec une formulation *ad hoc* et non à l'aide d'un modèle relevant strictement d'un formalisme (M)ILP. La modélisation fondée sur des modèles (M)ILP est intéressante parce que des solveurs comme CPLEX ou OSL permettent de calculer des solutions sans avoir (ou presque) à se préoccuper de l'algorithme mis en œuvre pour les obtenir. Nous avons eu recours à des modèles MILP dans C[93], C[129], J[130] pour traiter des problèmes de conception de topologie logique et de routage dans les réseaux WDM. Une des conclusions de ces travaux est qu'une approche par modélisation MILP ne permet pas de traiter des réseaux de taille supérieure à une quinzaine de nœuds, ce qui rend irréaliste l'application directe de ces méthodes à des cas réels. Par ailleurs, la linéarité exigée par la description de ces méthodes empêche de rendre compte de certaines caractéristiques importantes des situations réelles rencontrées.

Nous allons donner une description du problème de routage puis de celui de l'affectation de longueurs d'onde comme des problèmes d'optimisation combinatoire.

5.4.1 Routage

Nous commençons par présenter les notations utilisées dans la formulation du problème et reprenons en les uniformisant les notations et le cheminement de C[96], C[97], J[98], qui figurent aussi dans la thèse de J. Kuri [90].

$$G = (V, E, w)$$

est un graphe orienté pondéré dont l'ensemble des sommets est $V = \{v_1, v_2, \dots, v_N\}$, l'ensemble des arcs est $E = \{e_1, e_2, \dots, e_L\}$ et la fonction de poids $w : E \rightarrow \mathbb{R}_+$. Le graphe représente un réseau de télécommunications. L'ensemble V correspond à l'ensemble des nœuds du réseau et l'ensemble E aux liens qui relient les nœuds. La fonction w traduit le coût associé aux liens par l'opérateur du réseau

(souvent le poids est choisi proportionnel à la longueur physique des liens). G est généralement symétrique sur le terrain; dans nos études nous supposons que G est symétrique.

$$N = |V|, L = |E|$$

désignent respectivement le nombre de nœuds et de liens du réseau.

$$\Delta = \{\delta_1, \delta_2, \dots, \delta_M\}$$

est un ensemble de M SLD, où :

$$\delta_i = (s_i, d_i, n_i, \alpha_i, \omega_i)$$

désigne le n -uplet représentant le SLD numéro i ; $s_i, d_i \in V$ sont les nœuds source et destination de la demande, n_i est le nombre de chemins optiques à établir entre s_i et d_i , et α_i et ω_i sont respectivement les dates de début et de fin de la demande.

$$(G, \Delta)$$

est une paire représentant une instance du problème de routage.

K étant fixé ($K = 2, 3, 4$ ou 5 dans la plupart de nos travaux), on calcule les K plus courts chemins (au sens de la pondération w) associés à chaque demande selon l'algorithme d'Eppstein [41] (lorsqu'autant de chemins existent). Les chemins ne doivent pas nécessairement être disjoints.

$$P_{k,i}, 1 \leq k \leq K, 1 \leq i \leq M$$

représente le k -ième chemin reliant s_i à d_i dans G . Par exemple, dans l'exemple de la figure 5 (page 8), le premier chemin retenu pour router le SLD δ_1 dans la solution 1 est le plus court chemin (au sens de la distance) reliant sa source à sa destination (c'est donc celui que l'on désigne par $P_{1,1}$) et le chemin choisi pour la solution 2 est le deuxième plus court chemin (celui que l'on désigne par $P_{2,1}$).

$$\pi_{\rho, \Delta} = (P_{\rho_1,1} P_{\rho_2,2} \dots P_{\rho_M,M}), \rho \in \{1, \dots, K\}^M$$

est appelé *solution de routage admissible* pour Δ avec $\rho = (\rho_1, \rho_2, \dots, \rho_M)$ un vecteur de dimension M dont les éléments prennent des valeurs dans l'intervalle entier $[[1, K]]$. L'élément ρ_i indique le chemin choisi (parmi les K) pour router le SLD δ_i . Tous les chemins optiques requis par un SLD sont routés sur le même chemin (on n'autorise pas le routage dit *bifurqué* au sens de J[130] et de la partie 4). Une solution admissible est entièrement caractérisée par ρ .

$$\Pi_{\Delta} = \{\pi_{\rho, \Delta}, \rho \in \{1, \dots, K\}^M\}$$

est l'ensemble des solutions de routage admissibles pour Δ . Il y a au plus K^M éléments dans cet ensemble.

$$C_{ch} : \Pi_{\Delta} \rightarrow \mathbb{N}, C_{cg} : \Pi_{\Delta} \rightarrow \mathbb{N}$$

désignent les fonctions de coût qui calculent respectivement le nombre de canaux WDM et la congestion associés à une solution admissible. Afin d'expliquer précisément comment on procède au calcul de ces valeurs pour une solution admissible donnée, il faut se souvenir que chaque SLD requiert un canal WDM sur chaque lien qu'il traverse le long du chemin qui lui a été attribué mais que ce même canal peut être utilisé par un autre SLD disjoint de lui dans le temps. Nous avons besoin des notations supplémentaires suivantes pour expliciter l'expression des fonctions de coûts.

$$\theta = (\theta_{ij})$$

est une matrice de $\{0, 1\}^{M \times M}$ triangulaire supérieure; θ_{ij} , $i \leq j$, indique si les SLD δ_i et δ_j se chevauchent dans le temps ($\theta_{ij} = 1$) ou non ($\theta_{ij} = 0$). Par définition, $\theta_{ii} = 1$, $1 \leq i \leq M$ et $\theta_{ij} = 0$ pour $i > j$. Cette matrice exprime l'interdépendance temporelle entre les SLD de l'ensemble de demandes considéré.

$$\beta = (\beta_{ij}) = \text{diag}(n_i)$$

est la matrice diagonale de dimension M dont l'élément (diagonal) $\beta_{ii} = n_i$, $1 \leq i \leq M$ représente le nombre de chemins optiques à établir pour le SLD δ_i .

$$\gamma^{\pi_{\rho,\Delta}} = (\gamma_{ij}^{\pi_{\rho,\Delta}})$$

est la matrice d'incidence arc-chemin et appartient donc à $\{0, 1\}^{L \times M}$; $\gamma_{ij}^{\pi_{\rho,\Delta}}$ indique si l'arc $e_i \in E$ figure dans le chemin $P_{\rho_j, j}$ dans la solution $\pi_{\rho,\Delta}$ ($\gamma_{ij}^{\pi_{\rho,\Delta}} = 1$) ou non ($\gamma_{ij}^{\pi_{\rho,\Delta}} = 0$). Pour simplifier les notations, on notera désormais γ au lieu de $\gamma^{\pi_{\rho,\Delta}}$ en l'absence d'ambiguïté. Cette matrice décrit le routage physique des SLD pour une solution admissible ρ donnée.

$$\eta = \theta \cdot \beta \cdot \gamma^T = (\eta_{ij})$$

est la matrice élément de $\mathbb{N}^{M \times L}$ dont l'élément η_{ij} indique le nombre total $n_i + \sum_{k>i} n_k$ de chemins optiques engagés sur le lien e_j par δ_i et les SLD $\delta_k, (k > i)$ qui chevauchent δ_i dans le temps.

La fonction de coût C_{ch} est alors définie par :

$$C_{ch}(\pi_{\rho,\Delta}) = \sum_{j=1}^L \max_{1 \leq i \leq M} \eta_{ij}, \quad (6)$$

et la fonction C_{cg} est définie par :

$$C_{cg}(\pi_{\rho,\Delta}) = \max_{1 \leq j \leq N} \max_{1 \leq i \leq M} \eta_{ij}. \quad (7)$$

Considérons à nouveau l'exemple de la figure 5 (page 8) pour illustrer le calcul de ces coûts. Le vecteur ρ pour la solution 1 est (1 1 1), ce qui signifie que le plus court chemin est utilisé pour chaque demande. Les matrices θ et β sont dans ce cas :

$$\theta = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{pmatrix} \quad \beta = \begin{pmatrix} 2 & 0 & 0 \\ 0 & 3 & 0 \\ 0 & 0 & 2 \end{pmatrix}.$$

La matrice d'incidence arc-chemin pour ρ est¹¹ :

$$\gamma = \begin{matrix} & P_{1,1} & P_{1,2} & P_{1,3} \\ \begin{matrix} e_{23} \\ e_{34} \\ e_{15} \\ e_{56} \\ e_{47} \\ e_{78} \end{matrix} & \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{matrix}.$$

La matrice η correspondante est :

$$\eta = \theta \cdot \beta \cdot \gamma^T = \begin{matrix} & e_{23} & e_{34} & e_{15} & e_{56} & e_{47} & e_{78} \\ \begin{matrix} \delta_1 \\ \delta_2 \\ \delta_3 \end{matrix} & \begin{pmatrix} 2 & 5 & 0 & 0 & 5 & 2 \\ 0 & 3 & 0 & 0 & 3 & 0 \\ 0 & 0 & 2 & 2 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{matrix}.$$

Finalement les coûts recherchés sont :

$$C_{ch}(\pi_{\rho,\Delta}) = \sum_{j=1}^L \max_{1 \leq i \leq M} \eta_{ij} = 2 + 5 + 2 + 2 + 5 + 2 = 18,$$

et :

$$C_{cg}(\pi_{\rho,\Delta}) = \max_{1 \leq j \leq N} \max_{1 \leq i \leq M} \eta_{ij} = 5.$$

¹¹On ne représente pas toute la matrice mais seulement les éléments des lignes et colonnes relatives aux arcs utilisés par au moins un des SLD présentés dans l'exemple. Nous ferons de même dans les autres matrices intervenant dans la description de l'exemple.

Le problème de routage avec minimisation du nombre de canaux peut ainsi être formulé comme le problème d'optimisation combinatoire suivant :

$$\text{Minimiser : } C_{ch}(\pi_{\rho,\Delta}), \quad (8)$$

$$\text{sous la contrainte : } \pi_{\rho,\Delta} \in \Pi_{\Delta}, \quad (9)$$

c'est-à-dire que l'on cherche une solution admissible $\pi_{\rho,\Delta}$ qui minimise le nombre de canaux WDM requis pour traiter l'ensemble de demandes Δ . À cause de la contrainte (9), la route d'un SLD δ_i doit bien être choisie parmi les K chemins $P_{k,i}$ précalculés pour cette demande. Le recours à des chemins précalculés présente des avantages : on peut maîtriser les propriétés des chemins empruntés (longueur géographique, décomposition, technologie des composants traversés, etc.)

De manière similaire, la version du problème qui a pour but de minimiser la congestion s'écrit :

$$\text{Minimiser : } C_{cg}(\pi_{\rho,\Delta}), \quad (10)$$

$$\text{sous la contrainte : } \pi_{\rho,\Delta} \in \Pi_{\Delta}. \quad (11)$$

5.4.2 Affectation de longueurs d'onde

Une fois une solution admissible optimale $\pi_{\rho,\Delta}$ trouvée pour le problème de routage, cette solution définit la route de chaque SLD de Δ et devient une instance du problème d'affectation de longueurs d'onde.

La solution au problème WA (*Wavelength Assignment*, affectation de longueurs d'onde) doit indiquer la longueur d'onde affectée à chaque SLD de Δ de manière à minimiser le nombre de longueurs d'onde utilisées par cette solution tout en respectant les deux contraintes suivantes : chaque SLD utilise la même longueur d'onde sur tout son trajet (contrainte de continuité de longueur d'onde) et deux chemins optiques se chevauchant dans le temps et dans l'espace (c'est-à-dire empruntant un itinéraire commun en même temps) doivent utiliser des longueurs d'onde distinctes.

Le problème WA dans des réseaux ne comprenant qu'une fibre optique par lien, soumis à la contrainte de continuité de longueur d'onde et dans un contexte de trafic statique se réduit au problème bien connu de coloration des sommets du graphe des conflits associé à la solution de routage [167]. Nous proposons une généralisation de cette méthode au cas des SLD et, à cet effet, introduisons les notions et les notations suivantes :

$$\psi = \gamma^T \cdot \gamma = (\psi_{ij})$$

désigne la matrice de $\mathbb{N}^{M \times M}$ dont l'élément ψ_{ij} est le nombre d'arcs pour lesquels le SLD δ_i chevauche le SLD δ_j dans le temps (rappelons que γ est une notation simplifiée pour désigner $\gamma^{\pi_{\rho,\Delta}}$).

μ_i

désigne l'ensemble des chemins optiques demandés par le SLD δ_i . Ainsi μ_i^j , $1 \leq j \leq n_i$, désigne le j -ième chemin optique du SLD δ_i .

$$G_c = (V_c, E_c)$$

désigne le graphe non orienté dont l'ensemble des sommets est $V_c = \cup_{i=1}^M \{\mu_i\}$ et l'ensemble des arêtes est $E_c = \{(\mu_p^i, \mu_q^j) \mid \mu_p^i \neq \mu_q^j, \psi_{pq} > 0, \theta_{pq} = 1\}$; c'est le *graphe de conflit* associé au problème d'affectation de longueurs d'onde considéré. En d'autres termes, c'est un graphe qui met en relation des sommets représentant des SLD qui partagent au moins un lien **et** se chevauchent dans le temps (alors que dans le cas de trafic statique on se contente de relier des sommets représentant des demandes qui partagent au moins un lien).

Une fois le problème de coloration résolu (par l'algorithme glouton préconisé dans [76], voir partie 5.4.3), la couleur associée à l'un des sommets de G_c désigne la couleur qui doit être associée au chemin optique représenté par ce sommet. La figure 12 montre les graphes de conflits G_c associés aux deux solutions de l'exemple de la figure 5. On observe que dans le cas de la seconde solution, il n'y a pas d'arête reliant le sommet μ_1^1 (respectivement μ_1^2) (relatif au SLD δ_1) et μ_3^1 et μ_3^2 (relatifs à δ_3) parce que ces SLD ne se chevauchent pas dans le temps bien qu'ils partagent des liens physiques.

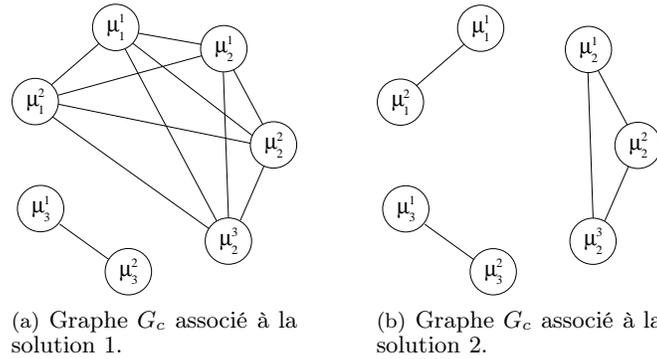


Figure 12 – Graphes de conflit associés aux solutions 1 et 2 représentées en figure 5 (page 8). Figures inspirées de [90].

5.4.3 Résolution des modèles proposés

Dans une première série d'études menées avec M. Gagnaire et J. Kuri, nous avons implémenté deux algorithmes pour traiter la partie routage du problème de RWA pour les SLD. Le premier est un algorithme de *Branch and Bound* (B&B) [29], le second est un algorithme reposant sur une métaheuristique de type recherche taboue avec diversification [90], C[96], C[97], J[98]. L'algorithme B&B fournit des solutions exactes au prix d'une combinatoire irréaliste, c'est pourquoi nous avons été amenés à considérer une résolution approchée avec une méthode taboue, espérant ainsi obtenir des solutions de qualité acceptable. Par ailleurs, l'algorithme glouton *Greedy Graph Coloring* (GGC) décrit dans [76] a été adopté pour traiter le problème de coloration du graphe de conflit associé au problème de l'affectation de longueurs d'onde. L'algorithme de B&B a été implémenté en ayant recours à la bibliothèque ZRAM [108] qui met à disposition des primitives de calcul parallèle pour des algorithmes de recherche ; il a été mis en œuvre sur un *cluster* de 40 Sun Ultra-SPARC5. On a considéré des problèmes de grande taille : jusqu'à $K = 4$ plus courts chemins alternatifs et $M = 30$ demandes sur un réseau hypothétique nord-américain à 29 nœuds et 44 liens ont été considérés. L'algorithme de recherche taboue a été implémenté en C et l'implémentation de l'algorithme GGC de coloration était fournie par les auteurs de [76].

Les résultats obtenus par la combinaison de l'un des deux algorithmes de routage précédemment décrits avec l'algorithme de coloration sont comparés à un algorithme très simple (sur le plan combinatoire) servant de référence : un algorithme de routage et affectation de longueurs d'onde séquentiel (*sequential RWA*, sRWA). Le sRWA [90, 167] consiste à traiter les demandes dans un ordre prédéterminé comme si elles arrivaient une à une au réseau. L'ordre choisi n'est évidemment pas indifférent sur le résultat obtenu. On choisit dans ce cas de pondérer chaque demande par un poids proportionnel au nombre de sauts du plus long des K plus courts chemins associés à la demande et au nombre de chemins optiques requis par la demande. Cette idée émane de [28] et repose sur l'idée naturelle que les demandes les plus difficiles à router sont celles qui requièrent une longue route et un gros débit, mobilisant donc beaucoup de canaux optiques. On a alors recours à un classique routage alternatif à partir de chemins fixés (plus courts chemins précalculés) et au simple algorithme d'affectation de longueurs d'onde consistant à choisir la longueur d'onde de plus faible indice non occupée sur le trajet considéré parmi l'ensemble ordonné des longueurs d'onde (affectation dite *First Fit* (FF)) [167].

De manière classique, on a d'abord comparé les performances obtenues avec l'algorithme tabou à celles obtenues avec l'algorithme B&B, pris comme référence. On a constaté que la recherche tabou conduisait à des solutions qui dans le pire des cas s'écartaient de 13% de la solution optimale, le pourcentage se référant à l'écart relatif entre les valeurs du nombre de canaux pour la solution retenue avec chaque méthode. La moyenne des écarts se situe entre 0,35 et 1,13% selon le type de situation considérée. La corrélation de l'ensemble de SLD influe peu sur la valeur de la performance relative de la recherche taboue. En revanche le nombre K de plus courts chemins envisagés a un impact important : plus K est grand, moins la recherche taboue est performante. Cela est dû au fait que lorsque K augmente, le volume de l'espace à explorer par l'algorithme de recherche augmente

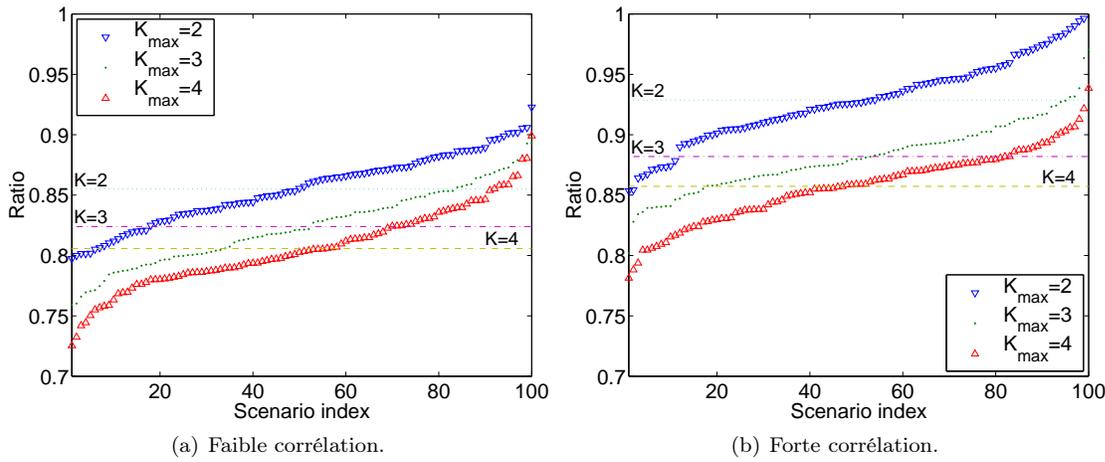


Figure 13 – Rapport entre le nombre de canaux WDM établis par la recherche taboue (TS) et le nombre de canaux WDM établis par l'algorithme séquentiel sRWA pour différentes valeurs de K (en abscisse, l'indice de l'ensemble de demandes sur lequel a eu lieu la simulation, les ensembles sont indexés par ordre de rapport croissant ; les performances de l'algorithme taboue sont d'autant meilleures que le rapport est petit ; les droites parallèles à l'axe des abscisses représentent les valeurs moyennes pour une valeur de K). À gauche (respectivement à droite) sont représentés des résultats obtenus pour des ensembles de SLD faiblement corrélés (respectivement fortement corrélés). Figures tirées de J[98].

(il conviendrait donc pour une comparaison équitable entre la méthode taboue et la méthode exacte augmenter le nombre d'itérations de la méthode taboue lorsque K augmente ; les simulations ont été menées pour un même nombre d'itérations pour les différentes valeurs de K).

Par ailleurs la question était de savoir dans quelle mesure l'algorithme taboue proposé conduisait à de meilleurs résultats que l'algorithme sRWA. Les simulations montrent que le gain apporté par la méthode taboue varie entre 24 et 30% sur le nombre de longueurs d'onde utilisées selon le nombre K de chemins alternatifs considérés ($K = 2, 3, 4$). De grandes valeurs de K conduisent à un écart plus prononcé en faveur de la méthode taboue. La figure 13, issue de J[98], montre le quotient entre le nombre de canaux réservés par la méthode taboue et le nombre de canaux réservés par l'algorithme séquentiel sur une centaine d'ensembles de SLD tests pour des ensembles fortement corrélés ou faiblement corrélés. La figure montre aussi que les ensembles de SLD fortement corrélés (au sens de la partie 3.6) conduisent à des gains moins significatifs (valeur du rapport plus élevée) que les ensembles faiblement corrélés. Cette différence s'explique par le fait que pour un ensemble de SLD fortement corrélés, le modèle d'optimisation considéré tire profit de la connaissance globale de la situation, connaissance qui n'est pas exploitable par l'algorithme séquentiel sRWA. On peut observer que le gain apporté par la méthode taboue va de 0% (forte corrélation, $K = 2$) à 27% (faible corrélation, $K = 4$) avec des gains moyens de l'ordre de 7% (forte corrélation, $K = 4$) à 20% (faible corrélation, $K = 2$).

Bien évidemment, le bénéfice apporté par le recours à la méthode taboue par rapport à la méthode séquentielle doit aussi être apprécié à l'aune des temps de calcul mis en jeu. On observe, sans surprise, que le temps moyen de calcul d'une solution est entre 3000 et 10000 fois plus long pour la méthode taboue que pour la méthode séquentielle. La démarche décrite dans cette partie concerne la planification de réseau et une partie des calculs a pu être conduite hors ligne à l'avance, délestant d'autant le calculateur qui doit implémenter la méthode taboue ; compte tenu des améliorations conséquentes apportées par la méthode taboue, on peut considérer que le prix à payer en temps d'exécution est acceptable.

Signalons pour terminer cette partie que l'on peut aussi adopter le modèle décrit ici dans un contexte d'ingénierie de réseau. Dans ce cas, les ressources du réseau sont fixées et il conviendrait alors d'ajouter des contraintes de capacité sur les liens et d'adopter un point de vue dual pour la fonction objectif : il faudrait minimiser la probabilité de blocage (ou maximiser le nombre de demandes satisfaites) au lieu de minimiser le nombre de canaux ou de longueurs d'onde utilisées.

5.5 Trafic dynamique différencié

Les demandes permanentes peuvent être négligées lorsqu'on s'intéresse à la gestion du trafic dynamique. Comme ces dernières occupent les ressources qui leur sont affectées en permanence, on peut simplement considérer que les ressources disponibles pour la gestion du trafic dynamique sont simplement réduites d'autant en certains endroits du réseau. Ainsi, la connaissance des demandes permanentes permet de surdimensionner les ressources du réseau de manière à disposer d'un nombre suffisant de ces ressources pour traiter le trafic dynamique.

Nous évoquons à présent des travaux présentés dans C[82], C[83], C[84], J[47] ainsi que dans la thèse de M. Koubaa [81]. L'originalité de notre démarche réside dans ce que nous proposons des méthodes pour prendre en compte à la fois des demandes prévisibles et des demandes non prévisibles. Pour ce but, notre modélisation met en œuvre des SLD et des RLD, permettant ainsi un traitement différencié.

Le problème abordé est le suivant. Étant donné un ensemble de SLD (de caractéristiques connues), un ensemble de RLD (dont les caractéristiques ne sont connues qu'au moment où ils se présentent au réseau) et une topologie de réseau avec un nombre limité de longueurs d'onde par fibre, trouver une route pour les SLD et une route pour les RLD (lorsqu'ils se présentent au réseau) de manière à minimiser le nombre de demandes rejetées (toujours sous la contrainte de continuité de longueur d'onde).

Deux stratégies sont proposées pour le RWA. La première stratégie est simplement une stratégie séquentielle consistant à traiter les demandes à la volée lorsqu'elles se présentent au réseau, sans distinguer entre SLD et RLD. La seconde stratégie consiste à traiter le RWA des SLD hors ligne puis à traiter séquentiellement les RLD à l'aide des ressources disponibles. La priorité est ainsi donnée au trafic SLD et on obtient un traitement différencié des classes de trafic.

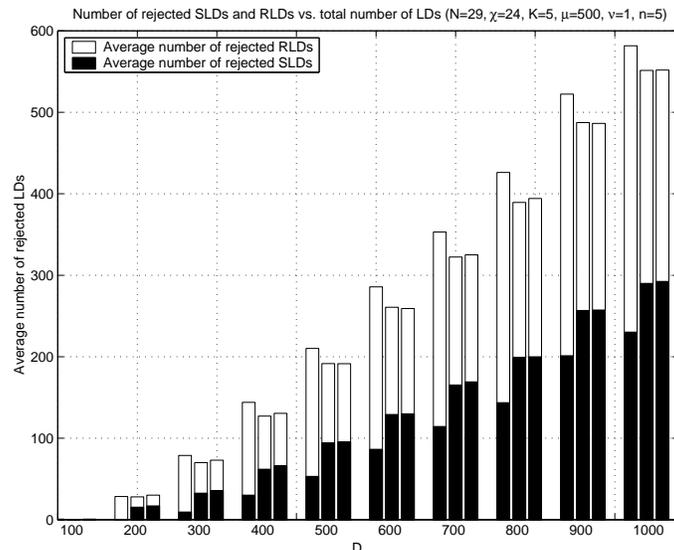


Figure 14 – Nombre moyen de demandes rejetées avec l'algorithme traitant le trafic de manière différenciée (barres de gauche), l'algorithme séquentiel bifurqué (barres centrales) et l'algorithme séquentiel non bifurqué (barres de droite) en fonction du nombre de demandes se présentant au réseau. La partie en noir représente le nombre moyen de SLD rejetés, la partie en blanc représente le nombre moyen de RLD rejetés. Figure tirée de C[84].

Le modèle *ad hoc* proposé dans la deuxième stratégie de routage pour un ensemble de SLD est une légère variante du modèle décrit dans ce mémoire en 5.4 ; il est détaillé dans J[47]. L'indexation des chemins retenus pour une solution admissible est réalisée différemment afin de se prêter à la recherche de solutions optimales approchées par une recherche aléatoire dans l'espace des solutions admissibles. L'affectation des longueurs d'onde est faite selon un schéma *First Fit*. Toujours pour la

deuxième stratégie, les RLD sont traités selon l’algorithme séquentiel mis en œuvre dans la première méthode.

Les résultats de simulation présentés en figure 14 ont été obtenus à l’occasion des travaux présentés dans C[84], J[47] et [81]. Ces simulations avaient pour but de comparer le traitement différencié des classes de trafic au traitement séquentiel indifférencié bifurqué et non bifurqué. Elles font intervenir un réseau nord-américain à 29 nœuds, des ensembles de 500 à 1000 demandes SLD, un calcul (hors ligne) de $K = 5$ PCCH pour tous les couples source-destination, des demandes SLD dont les dates de début et de fin sont tirées aléatoirement selon une loi uniforme dans l’intervalle entier $\llbracket 1, 1440 \rrbracket$ (la période d’observation est d’une journée soit 1440 minutes), les nœuds source et destination sont tirés aléatoirement selon une loi uniforme dans l’intervalle entier $\llbracket 1, 14 \rrbracket$ (le réseau présente 14 nœuds), le nombre de chemins optiques requis pour une demande est tiré selon une loi uniforme dans l’intervalle entier $\llbracket 1, 5 \rrbracket$. Les RLD arrivent au réseau selon un processus de Poisson d’intensité $1/2 \text{ min}^{-1}$; les RLD ont une durée qui suit une loi exponentielle de moyenne 100 minutes. Il y a 64 longueurs d’onde disponibles sur chaque fibre.

Les simulations montrent que la méthode différenciée présente en moyenne un taux de rejet plus élevé que les méthodes séquentielles mais qu’elle rejette un nombre moyen de SLD plus faible que les autres méthodes, préservant ainsi les clients prioritaires. Le fait que l’algorithme séquentiel devienne plus performant s’explique de la manière suivante : l’algorithme séquentiel privilégie l’établissement des RLD qui en moyenne occupent le réseau moins longtemps¹² que les SLD. En réservant les ressources prioritairement pour les SLD, on empêche un certain nombre de RLD d’être satisfaits alors que, dans la stratégie différenciée, un traitement séquentiel aurait pu permettre, par exemple, de servir plusieurs RLD (de courtes durées) tout en étant contraint de rejeter un SLD (de longue durée). Il conviendrait en fait de comparer les deux stratégies non pas selon des taux de rejets globaux mais en pondérant le rejet d’une demande par sa priorité (un SLD est prioritaire) et par sa durée (une demande de longue durée représente un bon client).

5.6 Placement de convertisseurs

Deux possibilités s’offrent à l’opérateur souhaitant réduire la part de rejet provenant de la contrainte de continuité : l’installation de convertisseurs de longueur d’onde [40, 164, 65] dans les nœuds du réseau ou le recours au reroutage (voir partie suivante).

Dans C[37] nous avons abordé, en collaboration avec M. Gagnaire, E. Doumith et M. Koubàa, le gain apporté par l’utilisation de convertisseurs de longueur d’onde pour le problème du RWA dans le cas de trafic dynamique différencié. Nous avons montré que pour les situations étudiées, en présence de trafic SLD et RLD, et avec une méthode consistant à router les SLD avant les RLD selon les termes évoqués en partie 5.5 ou dans C[83] et C[84], on pouvait espérer un gain de 5% sur le taux de rejet, au prix d’un coût d’équipement considérable. Une extension de cette étude pourrait consister à étudier le placement optimal d’un nombre limité de convertisseurs (*sparse converter placement*, [154, 155]) dans le réseau, selon un principe analogue à celui envisagé en partie 8 pour le placement de régénérateurs.

5.7 Reroutage

Si l’on peut envisager de réduire un peu le coût lié à la conversion de longueurs d’onde par le placement d’un nombre limité de convertisseurs dans le réseau, il peut être souhaitable de se tourner vers des solutions encore plus économiques. Le reroutage est précisément une technique qui ne nécessite pas d’installation supplémentaire et qui peut contribuer à réduire le taux de rejet.

Le reroutage consiste à déplacer certains chemins optiques établis, soit simplement en trouvant une autre longueur d’onde sans changer la route physique choisie (dans ce cas on parlera d’ajustement de longueur d’onde, *wavelength retuning*), soit vers une autre route et une autre longueur d’onde, de manière à libérer une longueur d’onde particulière sur un trajet précis pour une nouvelle demande qui ne peut être satisfaite en l’état courant du réseau. Le reroutage n’est évidemment pas sans conséquence sur la demande reroutée qui subit une interruption de service qu’il faut s’efforcer de rendre la plus brève possible.

¹²Dans le cadre des simulations effectuées, la durée moyenne des RLD est nettement inférieure à la durée moyenne des SLD.

Dans [102] est proposé un procédé de reroutage intitulé *Move To Vacant Wavelength Retuning* se limitant au réajustement de longueurs d'onde. Cet algorithme repose sur un calcul de chemin dans un graphe auxiliaire. Une version parallèle de l'algorithme permet de gérer simultanément le reroutage de plusieurs demandes. Le but poursuivi par l'algorithme est de minimiser la somme pondérée des demandes reroutées pour satisfaire une nouvelle demande. Une version plus efficace de cet algorithme est proposée dans [117].

En collaboration avec M. Gagnaire et M. Koubaa, nous avons proposé des stratégies de reroutage pour le cas du trafic différencié. Nous considérons un ensemble de demandes de type SLD ou RLD. Les SLD représentent un trafic prioritaire et ne peuvent donc subir un reroutage. En revanche, le trafic RLD étant considéré comme non prioritaire, un RLD peut être rerouté de manière à satisfaire une nouvelle demande. La démarche proposée suppose donc un traitement séquentiel du RWA. Le reroutage envisagé dans l'étude considère à la fois le simple ajustement de longueur d'onde et le changement de route. L'algorithme proposé dans C[85] et dans C[88], repris dans [81], propose d'établir une demande en deux étapes. La première étape est une étape de RWA classique comme décrite en partie 5.5. Si cette étape échoue (dans un RWA classique, la demande serait rejetée), on procède à une tentative pour établir la demande en reroutant des RLD déjà établis. On envisage d'établir la demande en considérant successivement chacun des K PCCH associés (par ordre croissant de longueur). Pour un chemin possible, on examine le coût de reroutage auquel conduirait l'utilisation de chacune des longueurs d'onde. Le coût est infini s'il faut rerouter un SLD (prioritaire) pour utiliser la longueur d'onde. Il est égal au nombre de canaux optiques déplacés s'il faut rerouter des RLD. On choisit alors la longueur d'onde conduisant au coût minimal et on examine si les RLD concernés peuvent être reroutés. Dans l'affirmative, on choisit cette longueur d'onde et on reroute les RLD concernés ; dans la négative, on prend la deuxième longueur d'onde la moins coûteuse et ainsi de suite. Si toutes les longueurs d'onde ont été essayées sans succès, on passe au PCCH suivant, jusqu'à épuisement des PCCH. Si aucun couple (chemin, longueur d'onde) satisfaisant n'a été trouvé, la demande est définitivement rejetée. Les simulations menées montrent que la méthode implémentant le reroutage permet de réduire d'environ 18% le taux de rejet par rapport à l'algorithme séquentiel C[88]. Quelques variantes sont présentées dans C[85].

6 Protection

6.1 Présentation du problème général

La survivabilité [11]¹³ est un aspect critique des réseaux de télécommunications à cause de la vulnérabilité des réseaux câblés et de la dépendance accrue de la société aux services offerts par ces réseaux. Les mécanismes permettant d'assurer un certain niveau de survivabilité des réseaux optiques WDM [170, 53] se rangent dans deux catégories : la restauration et la protection (pour une revue et une taxinomie des méthodes de restauration et de protection, voir [138, 139]). La restauration consiste à déterminer des chemins de secours et à attribuer des ressources de réserve au trafic affecté par une défaillance après la découverte de la panne. Ces méthodes sont efficaces en termes de ressources engagées pour assurer la continuité du service car elles n'engagent que les ressources strictement nécessaires au traitement de la panne. En revanche, avec de telles méthodes, il est difficile d'assurer un délai de remise en service acceptable. À l'inverse, les méthodes relevant de la protection consistent à calculer des chemins de secours *a priori* et à réserver dans le réseau les ressources qui seront éventuellement mises en service lors de l'apparition d'une défaillance. On peut de la sorte garantir un court délai de remise en service.

Les méthodes dites *span protection* [138] offrent les moyens de remplacer une connexion défaillante entre deux nœuds voisins en réservant dans le réseau des ressources pour raccorder les nœuds concernés d'une autre manière. Les méthodes dites *path protection* (protection des chemins) consistent à prévoir des ressources supplémentaires pour pallier la défaillance de certaines connexions (et non des liens) affectées par une panne en réservant les moyens de relier autrement la source à la destination des connexions considérées.

¹³D'après J.-C. Laprie, la survivabilité (*survivability*) est « la capacité d'un système à remplir sa mission de manière opportune ». Les entraves à la survivabilité sont les attaques (par intrusion, dénis de service...), les défaillances (résultats d'événements internes comme mauvaise utilisation du système, données corrompues, erreurs de conception dans le logiciel...) et les accidents (résultats d'événements externes comme désastre naturel, intervention intempestive de travaux de génie civil...).

La gestion d'une panne est nettement plus simple dans le cas où les ressources de secours sont dédiées mais, bien évidemment, il est très onéreux de prévoir des ressources de secours pour chaque *span* ou pour chaque connexion établie dans le réseau. Une démarche plus économique consiste à partager les ressources de secours entre plusieurs connexions susceptibles d'être affectées par une panne. Ce procédé est connu sous le nom de *backup multiplexing*. La qualité de la protection assurée dépend de l'agencement et du degré de partage des ressources de secours.

6.2 Trafic statique

Comme pour les autres problèmes d'optimisation de réseau abordés dans ce mémoire, c'est d'abord le cas du trafic statique qui a retenu l'attention des chercheurs. Nous-mêmes avons commencé nos travaux dans le domaine de la protection en proposant de nouvelles méthodes assurant la récupération d'une panne d'un¹⁴ *span* pour le cas du trafic statique. C'est ainsi que dans C[89] et C[128] nous proposons une approche originale pour traiter le problème de la protection dans le cas de trafic statique avec partage de ressources de secours (*backup multiplexing*) et hypothèse de trafic non bifurqué. Nous développons un modèle MILP multi-objectifs pour calculer les routes des chemins primaires et des chemins de secours afin de minimiser la congestion du réseau (par rapport aux chemins primaires) et pour simultanément maximiser la mise en commun des ressources pour la protection. Deux options sont envisagées. La première consiste à traiter le routage des chemins primaires sans prendre en compte les chemins de secours puis à traiter le routage des chemins de secours, connaissant les ressources réservées pour le routage des primaires. La deuxième option consiste à établir un modèle pour traiter simultanément le routage des chemins primaires et des chemins de secours. Les problèmes MILP reposent sur le calcul préalable des K PCCH entre tous les couples source-destination du réseau. En cela aussi, la démarche est originale car elle permet de réduire le nombre de variables du modèle par rapport à des modèles proposés par d'autres auteurs comme dans [14] : on ne choisit pas entre toutes les variables décrivant tous les chemins possibles permettant de relier une source à une destination, on ne choisit que parmi les variables pouvant décrire un chemin raisonnable, en s'appuyant sur la méthode d'élagage mise en œuvre pour le problème LTD et explicitée en partie 4.2 (page 14). Les problèmes MILP ont été résolus de manière exacte à l'aide du solveur FORTMP, à l'époque disponible sur le serveur NEOS [120]. Le problème d'affectation de longueurs d'onde est traité séparément après l'étape de routage, à travers la coloration d'un graphe de conflit généralisé avec une variante de l'algorithme DSATUR [23]. Les résultats obtenus sur des réseaux à 18 ou 29 nœuds montrent que la méthode consistant à traiter simultanément les chemins primaires et les chemins de secours conduit à de meilleurs résultats en termes de nombre de canaux WDM requis mais au prix d'un plus grand nombre de longueurs d'onde. Les chemins sont plus concentrés mais davantage de longueurs d'onde doivent être activées en cas de panne.

6.3 Trafic dynamique

Nous abordons à présent la question du routage et de l'affectation de ressources pour la protection (problème intitulé *Diverse Routing and Spare Capacity Assignment*, DRSCA) pour un ensemble de SLD. Le problème DRSCA pour les SLD est le suivant : étant donné un réseau (par sa topologie) et un ensemble de SLD, trouver pour chaque SLD un couple de chemins span-disjoints qui serviront de chemin primaire et de chemin de secours à ce SLD, en minimisant le nombre de canaux optiques utilisés (par les chemins primaires mais aussi par les chemins de secours). La figure 15 propose une représentation schématique de ce problème où l'on ne s'occupe pas de l'affectation des longueurs d'onde : on sait donc que pour une solution particulière du problème certains canaux seront partagés entre plusieurs chemins optiques mais on n'aura pas de précision sur cette longueur d'onde. L'affectation de longueurs d'onde fait l'objet d'un traitement séparé *a posteriori*.

L'un des buts poursuivis est de minimiser le nombre de canaux WDM utilisés. Dans les méthodes présentées, on essaie d'affecter le même canal WDM à plusieurs chemins optiques pourvu qu'ils ne

¹⁴Les méthodes développées garantissent l'acheminement de tout le trafic servi en temps normal par les chemins primaires dans le cas où au plus un *span* (couple de liens de directions opposées reliant de nœuds voisins du réseau) serait défaillant. Cela correspond au cas réaliste où un équipement de ligne commun aux deux liens tombe en panne, au cas où le conduit contenant les deux liens subit une dégradation physique (travaux de génie civil, phénomène naturel) et cela inclut le cas où une panne intervient sur un équipement concernant seulement un des deux liens du *span*.

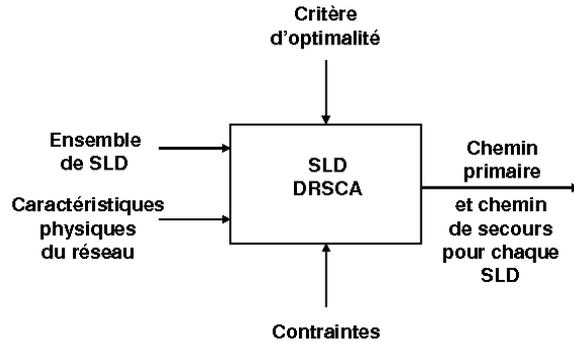


Figure 15 – Représentation schématique du problème DRSCA pour les SLD.

se chevauchent pas dans le temps selon le principe de réutilisation de canaux évoqué en partie 3 (page 9), et de combiner ce principe avec le principe du partage de canaux de secours. En effet, un canal WDM de secours peut être partagé entre plusieurs chemins optiques à condition que ces chemins primaires soient disjoints spatialement ou temporellement.

Les études décrites dans C[94] traitent des réseaux de topologie quelconque et font les hypothèses que le nombre de canaux WDM disponibles sur un lien est illimité et que tous les nœuds ont la capacité de convertir les longueurs d'onde. Cela évite d'avoir à traiter simultanément un problème d'affectation de longueurs d'onde. Un modèle généralisant le modèle présenté en partie 5.4 (page 19) est développé pour le cas de la protection. Une version du modèle exclut le partage de ressources de secours, une autre l'inclut, de manière à ce que l'on puisse aussi mesurer le gain apporté par le partage de ressources de secours dans les situations étudiées. Le modèle fait intervenir le calcul hors ligne préalable de K couples de chemins disjoints (au lieu de K chemins dans le cas sans protection). La complexité combinatoire du problème rend difficile la mise en œuvre de l'algorithme B&B utilisé dans le cas du RWA (partie 5.4.3, page 23). On a donc développé une nouvelle métaheuristique, de type recuit simulé, pour trouver des solutions approchées au problème. Le choix du recuit simulé au détriment de la recherche taboue est justifié par la réduction du temps de calcul résultant de la suppression de l'exploration du voisinage de la solution courante et par la possibilité d'utiliser la bibliothèque parSA [79] implémentant des primitives pour la parallélisation de recuits simulés. La parallélisation de la mise en œuvre de l'algorithme du recuit simulé fournit une puissance de calcul qui croît presque linéairement avec le nombre de processeurs engagés dans le calcul. Les deux versions (avec et sans partage de ressources de secours) diffèrent notablement en termes de complexité algorithmique car la version proposant le partage impose la construction d'un graphe auxiliaire de conflit ainsi que sa coloration (réalisée au moyen de l'heuristique linéaire *Largest First + First Fit* [167]) pour chaque solution candidate envisagée, ce graphe permettant de déterminer le taux de réutilisation des canaux de secours.

Les simulations réalisées sur le réseau nord-américain NSFNet à 29 nœuds ont montré que les deux versions (avec ou sans partage de ressources de secours) du problème conduisent à des performances très proches sur des ensembles de SLD peu corrélés. En effet, dans ce cas la réutilisation de canaux permet de bons résultats (que peut difficilement améliorer le partage de ressources de secours). L'effet du partage de ressources de secours devient prépondérant dans le cas d'un ensemble de SLD fortement corrélés et permet d'obtenir des résultats 2% à 8% meilleurs en nombre de canaux WDM utilisés. Toutefois, il convient de souligner qu'à temps de calcul égal, les deux méthodes proposent des résultats similaires, si bien que l'amélioration apportée par la méthode acceptant le partage de ressources n'est significative que si l'on accepte en contrepartie un temps de calcul beaucoup plus long.

6.4 Trafic dynamique différencié

Dans une autre étude C[86] dont les résultats sont plus largement détaillés dans la thèse de M. Koubaa [81], nous proposons d'analyser l'apport du modèle SLD pour le problème d'ingénierie de trafic consistant à traiter la protection pour deux classes de trafic. La première classe de trafic est représentée par des SLD et consiste en des demandes de clients prioritaires connues à l'avance ;

la deuxième classe est représentée par des RLD et consiste en des demandes non prioritaires que l'opérateur essaie de satisfaire au mieux dans la mesure des ressources disponibles. Nous comparons les résultats obtenus avec deux méthodes différentes. La première traite séparément les deux classes de trafic : le routage et la protection des demandes SLD sont réalisés puis le traitement des RLD est effectué séquentiellement au moment de leur arrivée, en tenant compte des ressources déjà occupées par les SLD. La deuxième méthode traite indifféremment les demandes issues des deux classes de trafic de manière séquentielle. On a recours au partage de ressources pour la protection. Le modèle *ad hoc* permettant de définir le problème d'optimisation pour le problème DRSCA relatif à la première phase de la première méthode dérive directement de celui présenté dans la partie 5.5 (page 25) (au lieu de prévoir un chemin par demande, on prévoit un couple de chemins disjoints par demande). On recherche des solutions au problème d'optimisation associé, comme précédemment, par une recherche aléatoire. L'algorithme séquentiel utilisé pour traiter la deuxième phase de la première méthode est une adaptation de l'algorithme séquentiel évoqué en partie 5.5. Il prend en compte non pas un chemin mais un couple de chemins disjoints par demande (cela nécessite en particulier l'établissement de plus courts chemins dans des graphes auxiliaires pondérés afin de choisir une route de secours éventuellement partagée C[86]). Ce même algorithme est utilisé pour le traitement séquentiel des demandes dans la deuxième méthode.

Des simulations (C[86]) ont été menées dans des conditions de topologies et de trafic analogues à celles décrites en partie 5.5, sous une hypothèse de trafic non bifurqué. On constate que les deux méthodes (traitement différencié des deux classes de trafic ou traitement séquentiel indifférencié) conduisent à peu près aux mêmes taux de rejet. La méthode qui différencie les classes de trafic rejette de 10% à 15% de SLD de moins que la méthode séquentielle à fortes charges de trafic, privilégiant ainsi le trafic prioritaire. Cependant le taux de rejet global est légèrement en faveur de la méthode séquentielle, ce qui s'explique aisément par le phénomène suivant : la méthode différenciée, qui accepte davantage de SLD que la méthode séquentielle, réserve des ressources du réseau sur des périodes plus longues, laissant ainsi en moyenne moins de ressources disponibles pour les demandes RLD qui se présentent au réseau. Sans surprise, la méthode différenciée est beaucoup plus coûteuse en temps de calcul que la méthode séquentielle.

Notons pour terminer que la thèse de M. Koubaa [81] examine aussi les mêmes méthodes pour le cas du trafic bifurqué.

7 Routage et agrégation de trafic

Les travaux présentés dans cette partie ont été réalisés en collaboration avec M. Gagnaire et J. Kuri.

7.1 Agrégation de trafic

En introduisant plusieurs niveaux de commutation dans un réseau, on peut espérer abaisser le coût de son équipement. En effet, en agrégeant des connexions de bas volume en des connexions de volume plus élevé (*grooming*), on peut espérer réduire le nombre de connexions à gérer et ainsi la gestion opérationnelle du réseau (moins de composants à mettre en œuvre et à gérer).

La figure 16(a) montre l'architecture de brasseur en longueur d'onde (*Wavelength Cross Connect*, WXC) retenue pour l'étude. Les brasseurs à insertion/extraction en longueur d'onde permettent d'insérer, d'extraire et de commuter des longueurs d'onde. On suppose en outre que les WXC peuvent convertir les longueurs d'onde : le problème d'affectation de longueurs d'onde ne se posera pas après la résolution du problème de routage. La figure 16(b) montre l'architecture de brasseur en bande (*Band Cross Connect*, BXC) retenue pour l'étude. Les BXC ont les mêmes capacités que les WXC puisqu'ils sont composés d'un WXC auquel vient s'ajouter un deuxième étage qui va servir l'insertion/extraction de bandes et la commutation de bandes. De fait, les WXC ne sont pas connectés entre eux directement mais à travers des BXC. Les entrées/sorties du WXC sont multiplexés/démultiplexés en bandes qui sont directement insérées/extraites du BXC. La figure 17 montre comment sont interconnectés les nœuds dans le modèle d'architecture retenu. Elle montre aussi comment trois chemins optiques peuvent être regroupés dans une bande et instanciés sur une topologie logique formée de deux connexions de type bande consécutives. La première connexion de type bande relie le nœud 1 au nœud 3, la deuxième relie le nœud 3 au nœud 4. Deux chemins

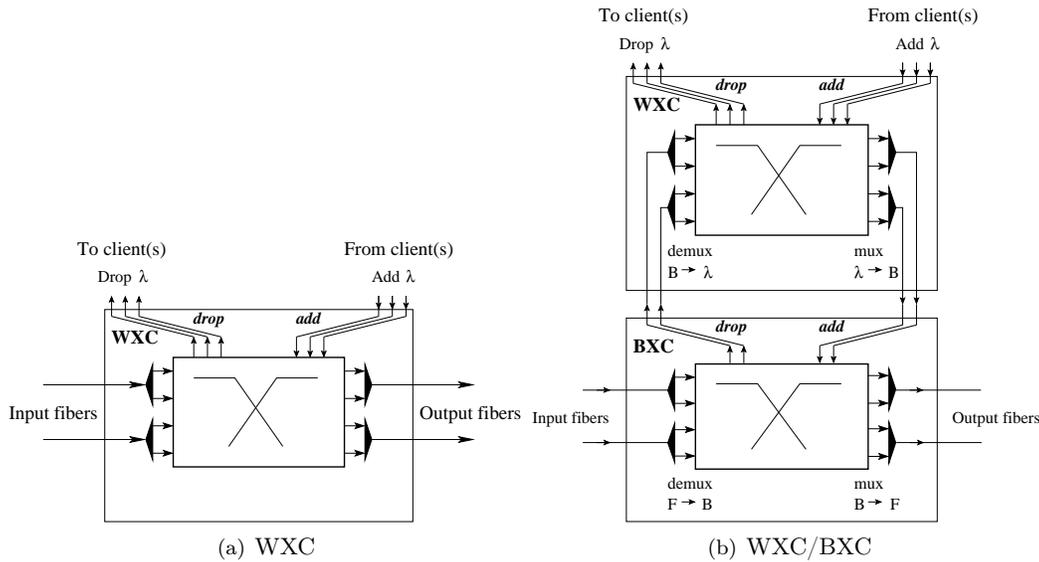


Figure 16 – Architectures de brasseurs pour la commutation en longueurs d'onde seulement (à gauche) et pour la commutation de bandes et de longueurs d'onde (à droite). Figures tirées de J[131].

optiques sont insérés puis agrégés dans la même bande au nœud 1 pour atteindre le nœud 3 où ils sont démultiplexés et ramenés au niveau longueur d'onde avant d'être agrégés à nouveau avec un troisième chemin optique pour le trajet 3-4. Les trois chemins sont extraits au nœud 4.

7.2 Autres travaux concernant l'agrégation de trafic

L'étude de l'agrégation de trafic (*grooming*) ou groupage de connexions dans un réseau présentant plusieurs niveaux débute dès les années 1970 pour le développement des réseaux de téléphonie fixe [38, 80, 126] ; elle trouve un nouveau développement dans les années 1980 avec le déploiement des réseaux SDH/SONET au sein desquels certains équipements gèrent différents niveaux de la SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) [69, 70, 20]. Plus récemment, le grooming a été abordé pour des réseaux en anneau dans le contexte SDH/WDM [27]. La plupart des travaux ont pour objectif de réduire le nombre de multiplexeurs à extraction/insertion présents dans le réseau, ou plus généralement le coût du réseau [54].

Dans les réseaux optiques maillés, le grooming doit être abordé de front avec la question du routage puisque dans de tels réseaux existent différents chemins reliant deux nœuds donnés. Le cas de connexions SDH/SONET statiques sur un réseau WDM maillé a été abordé par [172] : un problème multiflot ILP unique traite simultanément la conception de la topologie logique, le routage et l'affectation des longueurs d'onde. Ce problème ainsi que ses variantes ou dérivés relevant de la NP-complétude, les travaux se sont orientés vers des algorithmes heuristiques pour obtenir des solutions approchées. Dans [171], l'établissement de connexions SDH sur un réseau SDH/WDM est abordé à travers la recherche de plus courts chemins dans un graphe auxiliaire qui offre la possibilité de représenter les caractéristiques principales d'un réseau multi-granularité. En particulier, les connexions sont établies selon des plus courts chemins trouvés dans le graphe auxiliaire. L'ajustement des poids dans le graphe auxiliaire permet de privilégier une stratégie de grooming plutôt qu'une autre. On peut même envisager de faire évoluer les poids en fonction de l'état du réseau : les demandes étant traitées séquentiellement, on dispose ainsi d'une méthode qui relève de l'ingénierie de réseau pour traiter des demandes dynamiques présentant un caractère aléatoire. Ces idées ont trouvé des développements postérieurs aux travaux que nous présentons ici et des prolongements importants suite à l'introduction du modèle SED (voir partie 3.3) notamment dans les travaux M. Gagnaire et E. Doumith [35].

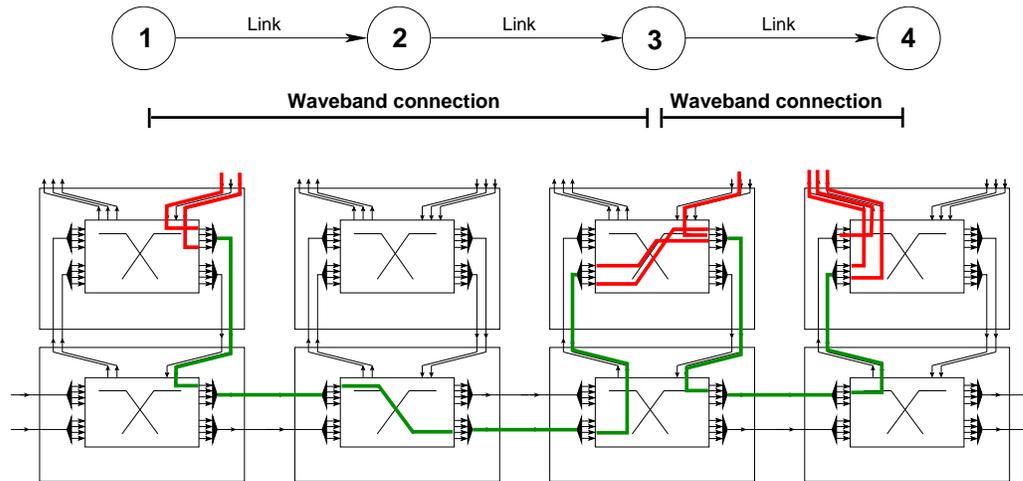


Figure 17 – Exemple d’agrégation de deux chemins optiques instanciés sur une configuration de brasseurs optiques à deux niveaux de commutation (longueur d’onde/bande) (WXC/BXC). Figure tirée de J[131].

7.3 Algorithmes et résultats pour le problème SR/SRG avec SLD

La commutation en bande introduit un niveau intermédiaire entre le réseau physique et les SLD. Une topologie logique de connexions au niveau bande doit être définie et appliquée sur le réseau physique. Pour servir un SLD il faut définir son chemin dans la topologie logique des BXC et assigner la demande à une connexion en bande sur chaque lien du chemin. Dans ce contexte, le grooming réfère à l’agrégation/désagrégation des lightpaths en connexions de niveau bande dans la topologie logique. Le problème du SRG, dont on trouve une représentation schématique en figure 18, consiste donc à établir une topologie logique au niveau bande en fonction des demandes formulées, à router cette topologie logique sur la topologie physique et à affecter les ressources du niveau bande pour servir les SLD.

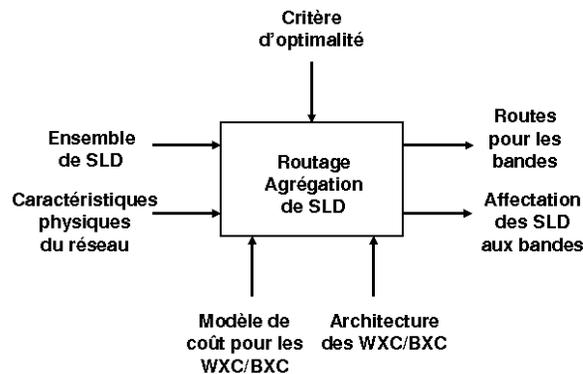


Figure 18 – Représentation schématique du problème de routage et agrégation de trafic SLD (SRG).

Comme dans le cas de la commutation de longueurs d’onde (mono-granularité), on évalue le coût d’un commutateur en fonction du nombre de ses ports. Le modèle de nœud retenu impose, entre autres, la taille des bandes (nombre de canaux optiques donc nombre de chemins optiques pouvant être agrégés en une bande).

Le but est de trouver une solution minimisant le coût du réseau. Une solution au problème se présente sous la forme d’un ensemble de groupes de bandes planifiées dont on connaît la route (*Routed Scheduled Band Groups*, RSBG) et d’une affectation des SLD à ces RSBG. Un RSBG est décrit selon le même formalisme qu’un SLD par un sextuplet $(s, d, n, \alpha, \omega, P)$ où s et d désignent les BXC source et destination, n le nombre de bandes actives pour ce groupe, α et ω sont les dates de début et de fin d’activation du groupe et P le chemin de ce groupe sur la topologie physique du

réseau. La date de début (respectivement de fin) d'activation du groupe est définie comme la plus petite (respectivement grande) date de début (respectivement de fin) d'activation de l'un quelconque des SLD affecté au groupe.

Dans C[95], [90] et J[131] on essaye de déterminer dans quelle mesure il est avantageux de proposer une architecture multi-granularité par rapport à une architecture simple. On détermine le gain apporté par une architecture multi-granularité dans laquelle on dispose d'une commutation au niveau longueur d'onde ainsi que d'une commutation au niveau de bandes de longueurs d'onde par rapport à une architecture mono-granularité ne disposant que de la commutation de longueur d'onde. Afin de déterminer les conditions dans lesquelles les réseaux multi-granularité sont économiquement rentables, on résout le problème consistant à établir un ensemble de SLD d'une part dans un réseau multi-granularité, d'autre part dans un réseau mono-granularité. Dans le premier cas, on retrouve le problème traité dans la partie 5.4 (page 19) que l'on nommera désormais problème SR (*SLD Routing*) et dans le deuxième cas on est conduit à une situation nouvelle que l'on appellera problème SRG (*SLD Routing and Grooming*).

Dans J[131], nous présentons un modèle *ad hoc* pour traiter le problème SRG sous forme d'un problème d'optimisation combinatoire. Ce modèle détaillé dans [90], s'inspire de celui décrit en partie 5.4 (page 19) mais il est notablement plus complexe. Un algorithme métaheuristique de type recherche taboue dérivé de celui développé pour le problème du RWA des SLD (voir partie 5.4.3, page 23) a été mis en œuvre pour trouver des solutions approchées au problème dérivé du SRG. Alors que, dans la première version de l'algorithme, on avait contourné le problème de la dimension importante du voisinage en n'échantillonnant qu'une partie de celui-ci, dans la nouvelle version on a recours à l'exploration du voisinage selon un algorithme parallèle.

Le but principal de l'étude est de savoir si une stratégie d'agrégation de trafic est rentable. À cet effet, on définit des fonctions établissant le coût d'un brasseur en longueur d'onde et d'un brasseur en bande en fonction du nombre de ports qui les composent. On compare ensuite les coûts des solutions obtenues avec agrégation de trafic et sans agrégation de trafic. La conclusion principale de J[131] est que le gain dépend fortement de la corrélation des demandes. Les simulations menées ont montré que pour un ensemble de demandes à forte corrélation temporelle, le passage à la multi-granularité conduisait à un gain en nombre de ports de niveau longueur d'onde (ports WXC) lié au fait que le trafic passait en grande partie directement au niveau bande. Le gain est d'autant plus important que la dimension de la bande approche la valeur moyenne de la taille des demandes. Inversement, lorsque les demandes sont faiblement corrélées, le multi-granularité conduit à une augmentation du nombre de ports WXC dans le réseau. Il faut bien garder à l'esprit que le coût du réseau dépend du nombre de ports utilisés mais aussi du coût relatif entre les ports du niveau longueur d'onde et ceux du niveau bande. La conclusion de l'étude est que l'influence de la distribution des demandes dans le temps sur la rentabilité de la multi-granularité est aussi importante que les coûts relatifs entre les équipements de longueur d'onde et des équipements de bande. Il est donc particulièrement important pour un équipementier ou un opérateur de connaître aussi bien que possible la nature du trafic à servir.

Nous terminons cette partie consacrée à l'agrégation de trafic en mentionnant une étude, C[99] et J[91], qui s'appuie sur une partie des principes et méthodes développés pour l'agrégation de trafic. Cette étude concerne la concaténation virtuelle dans les réseaux SDH (*Synchronous Digital Hierarchy* SONET (*Synchronous Optical Network*)) [20]. La concaténation virtuelle est une fonctionnalité des réseaux SDH/SONET standardisée par l'ITU [69, 70, 72]. Il s'agit de déterminer le gain apporté par la concaténation virtuelle par rapport à la concaténation contiguë dans le cadre de la protection avec partage de ressources. La question est ramenée à un problème d'optimisation combinatoire auquel on trouve des solutions approchées avec un algorithme de recuit simulé.

8 Prise en compte de la qualité de transmission

Dans cette partie nous présentons des travaux réalisés en collaboration avec M. Gagnaire et S. Al Zahr. Dans les réseaux hybrides coexistent nœuds transparents (sans possibilité de retraitement du signal) et nœuds opaques (avec toute possibilité de retraiter le signal). Les travaux effectués dans le cadre de la planification des réseaux WDM jusqu'à très récemment font abstraction des paramètres affectant la transmission du signal sur la fibre optique. Pourtant un signal optique peut être dégradé, si bien qu'il devient nécessaire de le régénérer en un nœud intermédiaire de son

parcours. Des travaux récents ont proposé des modélisations pour calculer la dégradation subie le long de son parcours sur la fibre. Les règles de planification dans les réseaux optiques WDM se trouvent donc modifiées si l'on décide de prendre en compte la qualité du signal transmis dans des réseaux hybrides. Nos travaux, notamment ceux menés dans le cadre du projet de recherche RNRT RYTHME (R[48], R[49]), proposent de prendre en compte les paramètres physiques affectant principalement la qualité du signal optique lors de sa propagation sur la fibre optique. Ces paramètres sont agrégés en un paramètre de qualité appelé facteur Q , fournissant ainsi un critère numérique pour savoir s'il est nécessaire de régénérer un chemin optique en un nœud intermédiaire. Nous avons développé un logiciel calculant le facteur Q en tout nœud et pour tout chemin optique d'un réseau WDM (partie 8.2). Nous avons ainsi pu proposer une nouvelle famille d'algorithmes de routage et affectation de longueurs d'onde avec placement de régénérateurs (partie 8.3).

8.1 Travaux relatifs à la qualité de transmission (QoT)

Les travaux récents en matière de planification de réseaux tout optiques¹⁵ font apparaître une nouvelle tendance consistant à évaluer et à prendre en compte les dégradations subies par le signal optique sur son parcours. En d'autres termes, on s'intéresse à la qualité de transmission du système (*Quality of Transmission*, QoT). La plupart des études font apparaître principalement les quatre paramètres que sont la dispersion chromatique (*Chromatic Dispersion*, CD), la dispersion modale de polarisation (*Polarization Mode Dispersion*, PMD), le décalage non linéaire de la phase (*Non Linear Phase Shift*, Φ_{NL}) et l'amplification de l'émission spontanée (*Amplified Spontaneous Emission*, ASE) qui a un retentissement direct sur le rapport signal à bruit (*Optical Signal to Noise Ratio*, OSNR) [61, 143, 133]. D'autres effets classiquement répertoriés [61], comme l'automodulation, la modulation de phase croisée ou le mélange à quatre ondes, sont peu souvent pris en compte dans ces études (s'ils le sont, c'est sous forme d'une pénalité additionnelle sur l'OSNR).

Un certain nombre d'études s'appuient sur des modèles physiques décrivant l'évolution des paramètres physiques [25, 32, 66, 133, 156, 68] dans le but de proposer des algorithmes de routage prenant la QoT en compte. La qualité du signal peut aussi être prise en compte de manière plus globale à travers des valeurs du taux d'erreur ou BER (*Bit Error Ratio*). Comme il est parfois concrètement difficile de mesurer le BER ou parce qu'on souhaite en connaître des valeurs de manière prospective, il est intéressant de pouvoir disposer d'un moyen d'évaluer le BER. À cet effet on introduit le facteur Q qui est classiquement [61] relié au BER selon la relation :

$$BER = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left(\frac{Q}{\sqrt{2}} \right) \quad (12)$$

où erfc désigne la fonction d'erreur complémentaire définie par :

$$\operatorname{erfc}(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_x^{+\infty} e^{-t^2} dt . \quad (13)$$

Dans C[7] et C[132] nous décrivons un logiciel permettant d'évaluer le facteur Q d'un chemin optique en fonction de ses caractéristiques (voir partie 8.2). Nous disposons ainsi d'un moyen de connaître la QoT des chemins optiques envisagés.

Une autre série d'études va plus loin en proposant de traiter le problème de la QoT à travers l'installation de régénérateurs dans les nœuds du réseau conduisant ainsi au concept de réseau hybride. Un chemin optique qui ne satisfait pas aux exigences de QoT peut ainsi être régénéré en un nœud intermédiaire de son parcours. Dans [163] et dans [75] est proposée une démarche en deux étapes. Lors de la première étape, on sélectionne un certain nombre de nœuds du réseau qui seront des sites de régénération (les autres nœuds sont dépourvus de capacités de régénération). Pour cette étape, les algorithmes se fondent sur la forme prévisible du trafic, sur la topologie du réseau [163] ou sur le trafic réel à servir [75]. Dans la seconde étape, on procède au routage et à l'affectation des longueurs d'onde avec régénération éventuelle lors du passage dans les sites de régénération, en

¹⁵Nous désignons ici les travaux portant sur la planification et l'ingénierie des réseaux transparents au sens des études présentées aux parties 4 et 5. Il est bien évident que la dégradation du signal et les paramètres qui permettent de l'expliquer sont depuis longtemps pris en considération sur le terrain pour la réalisation de réseaux optiques point à point. Nous nous appuyons d'ailleurs pour certaines de nos études sur cette expertise qui fait intervenir, entre autres, l'amplification en ligne, la compensation de dispersion, l'égalisation de puissance en ligne, *etc.*

fonction des ressources disponibles. Dans [166] est proposé un modèle ILP pour traiter le problème du placement de régénérateur dans un réseau MPLS avec prise en compte de la protection. Dans C[8], C[44] et C[6] nous proposons une traitement original du problème du routage et de l'affectation des longueurs d'onde avec placement de régénérateurs. Nous faisons l'hypothèse qu'il est possible de placer des régénérateurs dans tous les nœuds du réseau sans limitation (voir partie 8.3).

8.2 Calcul du facteur Q

Dans le cadre du projet RNRT RYTHME nous avons été amené à réaliser un logiciel appelé BER-Predictor, permettant de calculer la valeur du BER pour n'importe quel chemin optique établi dans un réseau de topologie connue. Soulignons que la connaissance de la topologie recouvre dorénavant la connaissance des caractéristiques techniques des composants essentiels intervenant dans le réseau, comme la nature des fibres implantées, la nature des amplificateurs, la manière dont la compensation de dispersion est effectuée.

Nous venons de voir que la connaissance du facteur Q permet l'évaluation du BER à travers la formule (12). L'idée centrale du projet RYTHME pour ce qui concerne l'évaluation systématique du BER consiste à obtenir une valeur approchée de Q à partir des valeurs numériques des quatre paramètres CD, PLD, Φ_{NL} et OSNR et d'une formule interpolatoire établie par Alcatel dans le cadre du projet RYTHME.

Les lois physiques permettant de calculer les quatre paramètres CD, PLD, Φ_{NL} et OSNR pour un signal en fonction des composants traversés sont connues (voir [61] ou C[7]) et on peut donc facilement établir des fonctions de transfert pour chacun des paramètres en fonction du composant traversé. Une fois les paramètres calculés pour une route et une longueur d'onde particuliers, on en déduit :

$$Q = f(CD, PMD, \Phi_{NL}, OSNR) \quad (14)$$

où f est une fonction dont l'expression est confidentielle. Une des originalités principales de l'étude menée dans le cadre du projet RYTHME est précisément de combiner ces quatre paramètres pour l'évaluation de Q .

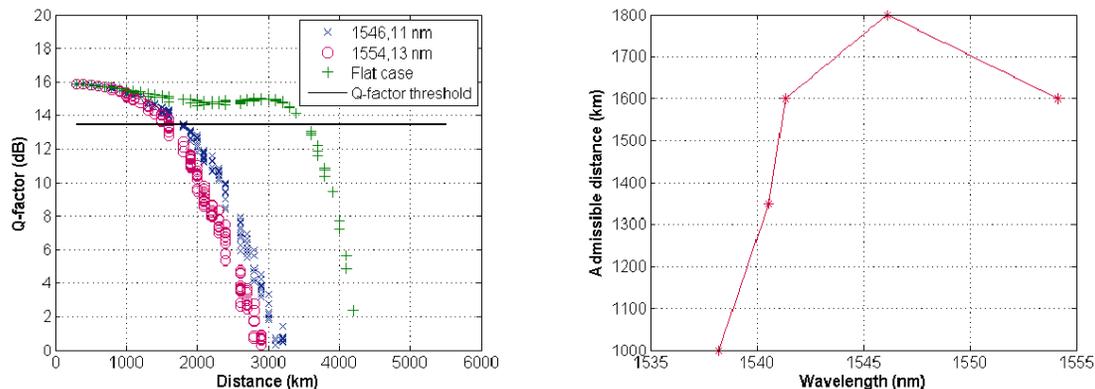


Figure 19 – Résultats d'une étude systématique menée avec BER-Predictor sur le réseau NSFNet à 18 nœuds. À gauche : valeurs du facteur Q en fonction de la distance parcourue dans le cas d'amplificateurs plats et dans le cas d'amplificateurs non plats pour les longueurs d'onde 1546,11 nm et 1554,13 nm. À droite : longueur admissible à 13.5 dB en fonction de la longueur d'onde. Figures tirées de C[132].

Le logiciel BER-Predictor, avant même de servir de base aux nouveaux algorithmes de routage et placement de régénérateurs, nous a permis de tirer un certain nombre d'enseignements sur la dépendance de la QoT à la distance parcourue dans un réseau optique. Plus précisément, pour un réseau donné, on a pu étudier empiriquement la relation entre différents paramètres et la distance parcourue. On a pu mesurer aussi l'effet de la (non) platitude¹⁶ des composants fibres ou amplificateurs sur les performances en termes de BER.

¹⁶Un composant optique est dit *plat (flat)* si son comportement est indépendant de la longueur d'onde à laquelle il fonctionne. Par extension, on parle de *platitude (flatness)* pour référer à cette dépendance des caractéristiques à la longueur d'onde.

Dans C[7] et C[132] on se fonde sur des simulations menées avec le réseau nord-américain NSFNet à 18 nœuds. Nous avons calculé la valeur des quatre paramètres et du facteur Q pour les chemins optiques obtenus en reliant chaque couple de nœuds possible du réseau par son plus court chemin dans le réseau, en essayant à chaque fois toutes les longueurs d’onde possibles (on considère le peigne à 40 longueurs d’onde de la bande C avec un espacement à 100 GHz sur des fibres de technologie SMF). L’ensemble des chemins optiques ainsi constitué comprend donc des chemins de diverses longueurs. En reportant pour chaque chemin (donc pour la longueur de ce chemin) les valeurs des différents paramètres et du facteur Q qui en résulte, on obtient des nuages de points qui permettent d’avoir une indication sur l’évolution de ces paramètres avec la distance parcourue par le signal sur la fibre. La figure 19(a) montre la différence de comportement du facteur Q selon que l’on a affaire à des amplificateurs plats ou non. On observe que la dégradation du facteur Q est beaucoup plus lente dans le cas où l’on fait l’hypothèse que les amplificateurs sont plats. L’hypothèse de platitude est donc une simplification abusive de la réalité ; la figure met aussi en évidence la différence de comportement pour deux longueurs d’onde distinctes particulières dans le cas non plat. Sur la figure 19(b) on a mis en évidence la longueur moyenne qu’il était possible de parcourir avec une longueur d’onde donnée tout en respectant un seuil de 13,5 dB (en d’autres termes, pour chaque longueur d’onde, on n’a conservé, dans l’ensemble de tous les chemins optiques étudiés, que ceux qui sont dotés d’une valeur de Q supérieure à la valeur de 13,5 dB et on a calculé la moyenne de la longueur de ces chemins optiques). Cette figure montre que certaines longueurs d’onde du peigne (les longueurs d’onde situées au centre du peigne) rendent possibles des parcours plus importants que d’autres (celles situées au bord du peigne).

8.3 Routage et placement de régénérateurs

Dans le cadre du projet RYTHME, nous avons été conduits à proposer un nouvel algorithme permettant de traiter le problème RWA en prenant en compte la dégradation du signal. Le programme qui implémente cet algorithme est appelé LERP (pour *Lightpath Establishment with Regenerator Placement*). Lorsqu’on prend en compte la dégradation physique du signal, on constate qu’il est nécessaire de régénérer certains chemins optiques en des nœuds intermédiaires de leur trajet. Le but de l’algorithme LERP est de maximiser le nombre de demandes servies tout en garantissant la QoT des demandes établies, donc en déterminant les emplacements où une régénération est nécessaire et en faisant en sorte de minimiser le nombre de régénérateurs nécessaires pour assurer la QoT. Le principe du problème de routage et affectation de longueurs d’onde avec placement de régénérateurs est schématisé en figure 20.

Nous présentons les caractéristiques principales de l’algorithme LERP et quelques résultats que nous avons pu obtenir avec les différentes variantes de LERP qui ont été développées C[44], C[8], C[6].

À l’aide du logiciel BER-Predictor et à partir de la description de la topologie du réseau considéré, on établit une base de données contenant le facteur Q de chaque chemin optique qu’il est possible d’établir dans le réseau. La base de données est établie une fois pour toutes hors ligne. Elle est consultée chaque fois qu’il est nécessaire de connaître le facteur Q d’un chemin optique particulier.

Une première version de LERP a consisté en sLERP (*simple LERP*) qui traite séparément les phases de routage et affectation de longueurs d’onde et le problème de placement de régénérateurs. La première étape de sLERP consiste à appliquer l’algorithme séquentiel sRWA amélioré (RWA séquentiel assorti d’une recherche aléatoire pour définir un ordre de traitement judicieux) présenté en partie 5.3 (page 19). À l’issue de cette étape, on dispose de la liste des demandes acceptées associées au chemin optique qui leur a été affecté. La deuxième étape considère successivement les chemins optiques de ces demandes acceptées et décide l’emplacement des régénérations éventuelles en des nœuds intermédiaires selon l’algorithme dit de *traceback* proposé dans [163] : on régénère le signal dès qu’on constate qu’il ne satisfait plus au critère de QoT imposé.

L’algorithme LERP repose sur une première phase identique à celle de sLERP. Il diffère de sLERP dans sa deuxième étape qui est plus sophistiquée et repose sur un module appelé QoT-Test. Le module QoT-Test a pour vocation de proposer un traitement plus judicieux que celui proposé par la méthode *traceback*. Considérant une demande reliant une source s à une destination d devant être régénérée en un nœud intermédiaire i selon le principe du *traceback*, on fixe le chemin optique

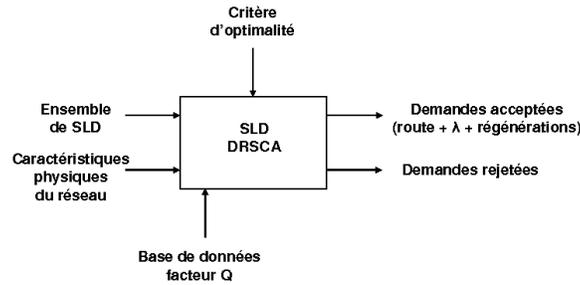


Figure 20 – Schéma de principe du problème de RWARP (routage et affectation de longueurs d'onde et placement de régénérateurs).

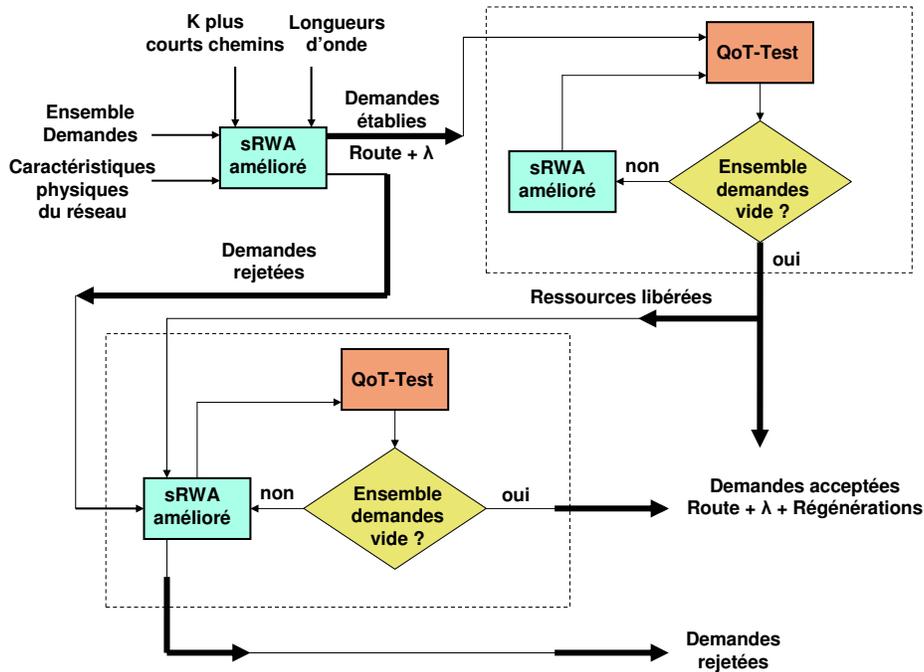


Figure 21 – Synopsis de l'algorithme LERP.

(c'est-à-dire sa route ainsi que la longueur d'onde qui lui a été affectée) de manière définitive sur le tronçon reliant s à i mais, contrairement à ce qui est fait dans sLERP, on n'examine pas le tronçon reliant i à d récursivement selon le principe *traceback* mais on définit une nouvelle demande, appelée *sous-demande*, entre i et d , qui sera attachée à la demande en cours de traitement. Cette sous-demande est conservée en mémoire. On procède ainsi avec toutes les demandes routées à l'issue de l'étape de sRWA. On obtient ainsi, à l'issue d'une première exécution de la phase QoT-Test un ensemble de sous-demandes. Cet ensemble est alors traité comme s'il s'agissait simplement d'un ensemble « normal » de demandes, à ceci près que l'on a conservé les informations concernant les sous-demandes permettant de les rattacher à la demande dont elles étaient issues. On applique alors la séquence sRWA+QoT-Test pour obtenir un nouvel ensemble de sous-demandes, et cela de manière récursive jusqu'à ce que l'ensemble de sous-demandes obtenu soit vide (ce qui doit nécessairement se produire car à chaque pas de la récursion, la longueur des routes des demandes restant à traiter décroît strictement). Une fois la récursion terminée, on rassemble les informations relatives aux découpages successifs éventuels des demandes pour reconstituer la succession de chemins optiques et de régénérateurs empruntés par chacune des demandes routées.

On autorise la conversion de longueur d'onde aux nœuds dans lesquels une demande est régénérée. Il peut donc arriver qu'à l'issue de l'application récursive de la séquence sRWA+QoT-Test certaines demandes rejetées lors de la toute première étape sRWA puissent dorénavant disposer des ressources

nécessaires à leur acheminement. C'est pourquoi on termine l'ensemble de la procédure en essayant de servir ces demandes, toujours en appliquant récursivement la séquence sRWA+QoT-Test sur ces demandes initialement rejetées. Le principe de l'algorithme LERP est indiqué en figure 21.

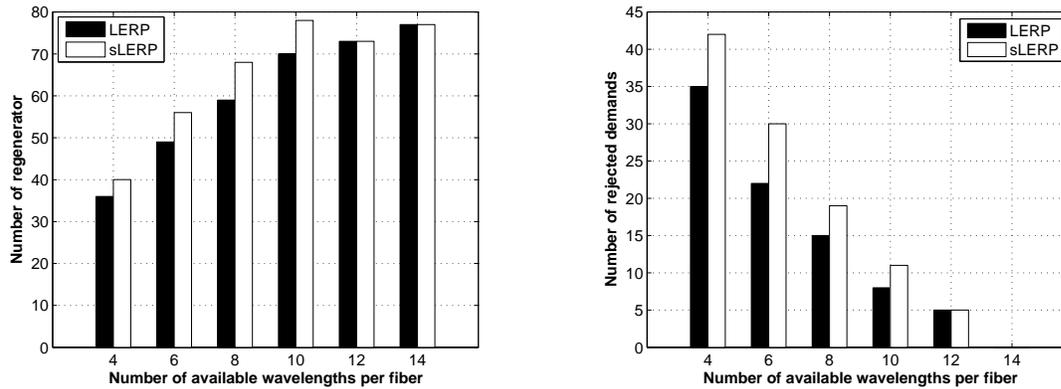


Figure 22 – Résultats d'une étude menée sur le réseau NSFNet à 18 nœuds pour comparer les performances des algorithmes LERP et sLERP. À gauche : nombre de régénérateurs requis par chaque algorithme en fonction du nombre de longueurs d'onde disponibles. À droite : nombre de demandes rejetées par chaque algorithme en fonction du nombre de longueurs d'onde disponibles. Figures tirées de C[44].

On a effectué des simulations sur un réseau nord-américain NSFNet à 18 nœuds. Le seuil pour le facteur Q a été choisi à 12.6 dB, ce qui correspond à un BER¹⁷ d'environ 10^{-5} . On a tiré 20 matrices de trafic requérant 1000 chemins optiques. Parmi d'autres résultats, nous avons considéré en moyenne le nombre de demandes rejetées avec chacun des algorithmes LERP et sLERP. La figure 22(a), extraite de C[44] montre le nombre de régénérateurs requis par chacune des méthodes en fonction du nombre de longueurs d'onde disponibles sur chaque fibre optique du réseau. La figure 22(b) indique le nombre de demandes rejetées par chaque méthode en fonction du nombre de longueurs d'onde disponible sur chaque fibre. On constate que LERP conduit à de meilleures performances que sLERP lorsque le nombre de longueurs d'onde est faible ou moyen. Lorsque le nombre W de longueurs d'onde est grand, les deux algorithmes conduisent à des performances comparables car en présence de nombreuses longueurs d'onde disponibles, toutes les demandes sont routées sur leur plus court chemin : l'avantage procuré par LERP sur sLERP s'estompe car il n'y a pas en fait de problème de congestion dans le réseau. Ce fait est confirmé par la figure 22(b) qui montre que le taux de rejet devient faible (voire nul) lorsque W est grand. On observe d'une part que LERP permet un gain en nombre de régénérateurs installés par rapport à sLERP, d'autre part qu'il permet de servir en moyenne davantage de demandes que sLERP.

Par ailleurs, nous avons mis à profit le logiciel LERP pour proposer des stratégies d'affectation de longueur d'onde tenant compte de la QoT. Dans C[8] et C[6] nous avons proposé de remplacer la stratégie de routage *First Fit* [167], utilisée jusqu'alors dans LERP, par des stratégies plus sophistiquées. Ainsi, parmi les longueurs d'onde disponibles, la stratégie *Min-BER-Fit* choisit celle assurant la plus petite valeur de BER sur la route considérée, tandis que la stratégie *Best-BER-Fit* opte pour celle qui conduit à la plus grande valeur de BER située en dessous du seuil faisant décision de qualité. Dans C[8] on montre comment le choix de la stratégie *Min-BER-Fit*, en remplacement de la stratégie *First Fit*, permet de compenser l'absence d'égaliseurs en ligne. Dans C[6], la comparaison des trois stratégies d'affectation de longueurs d'onde montre que la plus économique (en termes de régénérateurs installés) est *Best-BER-Fit*.

¹⁷Avec un code correcteur d'erreur, un BER en ligne de 10^{-5} peut être ramené à un BER de 10^{-20} , seuil retenu dans la pratique. Cela justifie le choix d'un seuil de facteur Q à 12.6 dB pour la plupart des études que nous avons menées sur ce thème.

9 Autres travaux

Dans cette partie nous présentons de manière succincte des travaux réalisés en dehors du contexte strict des réseaux optiques WDM, ayant donné lieu à publications. Ces travaux présentent néanmoins une certaine proximité avec les études décrites dans les autres parties de ce mémoire : il s'agit encore d'établir des modèles ayant pour but d'optimiser sous contraintes la répartition de ressources dans un réseau de télécommunications.

9.1 Dimensionnement et reconfiguration de réseaux MPLS

Le contexte MPLS propose des mécanismes de commutation de labels (on établit des *Label Switched Path*, (LSP)) destinés à réduire les coûts du routage et à gérer des classes de trafic différenciées [125]. Après l'étape de planification, lorsqu'un réseau a été déployé, l'opérateur, face à une demande de trafic donnée, est confronté à un problème d'ingénierie de trafic et doit définir l'ensemble des LSP qui seront mis en place pour servir le trafic. Cela consiste en quelque sorte à définir une topologie virtuelle de manière analogue à ce qui a été vu en partie 4. Dans le cadre du doctorat de S. Beker dirigé par D. Kofman, nous avons proposé un modèle pour le problème consistant à trouver un ensemble minimal de LSP (*Minimum Path Set and Flow Allocation Problem*, MPSFAP) pour acheminer le trafic sous des contraintes de délai. Cette contrainte de délai constitue la différence principale avec les modèles proposés dans le contexte du problème classique de LTD+RWA dans les réseaux WDM décrits en parties 4 et 5). Les nœuds du réseau sont cette fois des routeurs commutateurs de labels (*Label Switching Routers*, LSR) reliés entre eux par des canaux de capacité limitée. Deux variantes ont été étudiées, l'une consistant à minimiser le nombre de chemins établis sous contrainte de délai (délai bout-en-bout des connexions afin d'assurer la qualité de service requise), l'autre consistant à minimiser la somme du nombre des chemins établis et du délai total dans le réseau, toujours sous contrainte de délai. La deuxième variante permet une répartition du trafic plus homogène dans le réseau. Le modèle, d'abord proposé pour une seule classe de trafic, est généralisé pour permettre la gestion de plusieurs classes de trafic. Les éléments principaux des modèles envisagés ont été présentés dans C[18]. Une extension de ce modèle pour le problème de la reconfiguration des LSP pour adaptation aux changements de trafic (contexte de trafic dynamique) a été proposée dans C[17]. Les modèles proposés étant des modèles de programmation (malheureusement) non linéaires, il n'est pas possible d'en obtenir une résolution exacte, même pour des petits réseaux, avec des méthodes classiques implémentées dans des solveurs comme CPLEX ; il convenait donc de se tourner vers d'autres méthodes pour obtenir des solutions approchées. Des résultats reposant sur une méthode taboue sont présentés dans C[19] ; par ailleurs, la thèse de S. Beker [16] propose de résoudre le problème en se fondant sur la méthode de déviation de flots [46, 21] ou à l'aide d'une heuristique spécifique.

9.2 Contrôle de topologie dans les réseaux *ad hoc*

Les réseaux *ad hoc* proposent des solutions de communication flexibles aux utilisateurs mobiles en l'absence d'infrastructure fixe [118]. Ils posent des problèmes de routage, de qualité de service et d'organisation de topologie.

Dans le cadre du doctorat de R. Meraihi, dirigé pour cette partie de ses travaux par G. Le Grand, nous avons proposé un modèle pour traiter le problème du contrôle de topologie. Ce modèle s'applique à une structure de réseau hiérarchique dans laquelle on distingue les terminaux mobiles standards des routeurs mobiles dédiés possédant une grande autonomie d'énergie et d'une grande capacité de transmission. Ces routeurs ont pour but d'assurer la connectivité du réseau en termes de connectivité du graphe sous-jacent au réseau et de diminuer le diamètre du réseau, contribuant ainsi à améliorer la qualité de service. On a distingué le cas d'un contrôle orienté connectivité (on veut s'assurer de la connectivité du graphe sous-jacent au réseau afin d'être certain de pouvoir assurer des communications depuis n'importe quel terminal mobile) et le cas d'un contrôle orienté qualité de service (on impose des trajets de parcours assurant un seuil de qualité de service donné, au détriment éventuel de la connectivité). On distingue aussi le cas d'un réseau autonome et d'un réseau raccordé à une infrastructure fixe. Le but est de minimiser le nombre de routeurs à mettre en œuvre afin d'assurer les objectifs choisis ou de choisir l'emplacement optimal d'un nombre limité de routeurs afin d'assurer le meilleur résultat selon les objectifs choisis.

Dans C[112] sont rapportés un certain nombre de résultats concernant le placement optimal de routeurs. Ces résultats sont obtenus par une résolution des modèles (linéaires) avec CPLEX [31]. Dans la thèse de R. Meraihi [110] et dans [111] sont aussi proposés des résultats concernant la qualité de service (délai) obtenus par des simulations réalisées avec NS2 [121]. On constate notamment que le contrôle de placement de routeurs permet d'améliorer considérablement le délai moyen de liaisons par rapport aux approches utilisées dans les réseaux *ad hoc* classiques.

10 Perspectives

10.1 Traitement des réseaux de grande taille

La plupart des modèles MILP proposés pour traiter les familles de problèmes évoqués dans ce mémoire sont NP-difficiles. Ils ne peuvent donc être résolus à l'aide d'un solveur que pour des instances de petites tailles, favorisant le développement d'heuristiques pour espérer obtenir des solutions approchées.

Dans le cadre du séjour post-doctoral de Lucile Denceud-Belgacem on propose de développer une méthode de résolution fondée sur un partitionnement du problème initial, ou problème global, en sous-problèmes de même nature pouvant être résolus indépendamment de manière exacte avec le modèle MILP développé pour le problème global. On fusionne alors les différentes solutions "locales" pour obtenir une solution approchée du problème global.

Le partitionnement doit être fait de manière à ce que le plus grand nombre de demandes possible puissent être affectées dans les sous-problèmes. Le nombre de classes de la partition est déterminé par une contrainte sur la taille des sous-problèmes ; ces derniers doivent être suffisamment petits pour pouvoir être résolus de façon exacte en peu de temps. La partition est réalisée selon les liens du réseau optique de façon à minimiser le nombre de couples source-destination qui se trouveraient séparés dans la partition. On considère au départ les K plus courts chemins correspondant à chaque couple de la matrice de demandes selon l'algorithme de Yen [165]. Le but est de trouver la partition de poids minimal, le poids d'une partition étant défini de la manière suivante. Étant donnée une partition Π , le poids associé au chemin P d'origine s et d'extrémité d est :

$$c(P) = \frac{\text{nombre de demandes entre } s \text{ et } d}{1 + \text{nombre de chemins de } s \text{ vers } d \text{ non coupés dans } \Pi}$$

Le poids de la partition Π est la somme des poids relativement à Π de tous les plus courts chemins sous-jacents à des demandes. Une partition de poids faible (idéalement de poids minimal) est recherchée à l'aide d'une méthode taboue.

Une fois la partition obtenue, on résout le problème de planification sur chaque classe de manière exacte avec un solveur et on réserve les ressources correspondant à toutes les demandes satisfaites.

On regroupe ensuite toutes les demandes non établies (soit parce qu'elles n'appartenaient à aucune classe de la partition et avaient été mises de côté dès la définition de la partition, soit parce qu'elles ont été rejetées lors de l'une des résolutions de sous-problèmes). Ces demandes sont alors routées en considérant le réseau global privé des ressources déjà utilisées par les étapes précédentes. S'il y a suffisamment peu de demandes restantes, on résout ce nouveau problème de manière exacte, sinon on a recours à une heuristique gloutonne.

Cette approche permet de traiter des réseaux de grande taille tout en exploitant la possibilité de résoudre de petites instances de manière exacte grâce à la formulation ILP du problème. Dans un premier temps, il convient de développer la démarche dans le cas du RWA pour des demandes permanentes et de comparer les résultats obtenus à des méthodes gloutonnes. Si les résultats sont encourageants, il conviendra alors de transposer la démarche à d'autres types de problèmes comme la protection ou le grooming afin de traiter des réseaux de tailles réalistes. Dans C[33] nous présentons les premiers résultats obtenus en suivant cette démarche.

10.2 QoS avec trafic dynamique

Les travaux présentés en section 8 ne concernent que le cas du trafic statique permanent. Dans le cadre des évolutions récentes concernant la prise en compte de la QoS dans la planification et l'ingénierie des réseaux optiques WDM, certains travaux considèrent aussi, même si c'est de manière

sommaire, des situations de trafic un peu plus élaborées [63]. Nous proposons de nous fonder sur une modélisation du trafic à base de SLD et RLD pour mettre en forme et résoudre le problème du routage, d'affectation de longueurs d'onde et de placement de régénérateurs avec trafic dynamique.

10.3 Des processus auto-organisant pour la sécurité des réseaux optiques

L'auto-organisation [64, 161, 162] est un phénomène qui se produit dans une assemblée d'entités dans laquelle un certain nombre d'interactions et de processus de bas niveaux entre entités confèrent à la communauté un comportement d'ensemble cohérent. Ce comportement peut être orienté vers un but ; il est une conséquence ou un effet de bord des interactions au niveau individuel ; ce n'est pas nécessairement un comportement individuel explicitement motivé par le but à atteindre globalement. Un système auto-organisant ne comporte en principe pas d'autorité qui le supervise, ce qui sous-entend que les comportements individuels sont motivés par le bénéfice de la communauté entière. Une entité individuelle, à partir des observations qu'elle peut faire localement dans son voisinage, va entreprendre des actions contribuant au bien de la communauté entière. Les possibilités d'application de ce paradigme aux réseaux commencent à être envisagés [59, 127].

L'objet des travaux entrepris récemment avec Nina Skorin-Kapov est de déterminer dans quelle mesure on peut appliquer les propriétés et les moyens que fournissent les réseaux auto-organisant pour contribuer à la sécurité des réseaux optiques [109]. La sécurité et la gestion des pannes dans les réseaux optiques s'articule en trois points : prévenir dans la mesure du possible les incidents, détecter les incidents aussi vite que possible lorsqu'ils se produisent, et remédier au problème lorsqu'il a été diagnostiqué.

Dans C[152] et C[151] nous proposons une démarche pour appliquer certaines propriétés de l'auto-organisation à la gestion de panne dans les réseaux optiques. En particulier, nous concevons un plan contrôle ainsi qu'un protocole de communication entre les nœuds pour l'adaptation du plan contrôle aux changements du réseau optique qu'il commande. Le plan contrôle s'organise en une structure de « petit monde » (*small world*) lui permettant de gérer rapidement les échanges d'informations pour le monitoring et la gestion de pannes entre les nœuds concernés. Ce plan contrôle est hybride en ce sens qu'il est réalisé à partir de la topologie physique du réseau dans lequel une longueur d'onde est réservée à la signalisation entre nœuds voisins à laquelle on ajoute des chemins optiques qui relient des nœuds distants bien choisis.

Les résultats présentés démontrent l'intérêt du protocole d'auto-organisation et du plan contrôle hybride proposés. Il est à présent envisagé d'affiner les règles qui régissent le protocole local dans les nœuds et d'adjoindre au plan contrôle des boucles de rétro-action pour diminuer la surcharge de trafic de signalisation liée aux mises-à-jour périodiques de l'information des nœuds. D'autres directions de recherche concernent l'élaboration de modèles de confiance entre les nœuds et un algorithme auto-organisant pour la localisation de pannes ou d'attaques.

Glossaire

A

ADM *Add/Drop Multiplexer* Multiplexeur à insertion/extraction
ASE *Amplified Spontaneous Emission* Amplification de l'émission spontanée

B

B&B *Branch and Bound* (algorithme par séparation et évaluation)
BER *Bit Error Rate* Taux d'erreur
BER-Predictor *Bit Error Rate Predictor* (logiciel de) prédiction du BER
BXC *Waveband Cross Connect* Commutateur de bandes

C

CAPEX *CAPital EXpenditures* [coûts] relatifs à la réalisation du réseau
CD *Chromatic Dispersion* Dispersion chromatique
CPLEX *Optimization Solutions and Library* (solveur de problèmes MILP)

D

DRSCA *Diverse Routing and Spare Capacity Assignment* RWA dans le cas de la protection
DSATUR *Degree SATURation* (algorithme de coloration de graphe)
DXC *Digital Cross Connect* Brasseur numérique

E

ÉGIDE Centre français pour l'accueil et les échanges internationaux

F

FF *First Fit* (stratégie de choix de longueurs d'onde)

G

GGC *Greedy Graph Coloring* (algorithme glouton de coloration de graphe)

H

HONeDT *Hybrid Optical Networks for Dynamic Traffic* (projet ÉGIDE)

I

ILP *Integer Linear Program* Programme linéaire entier
ITU *International Telecommunications Union* (organisme de normalisation)

L

LERP *Lightpath Establishment and Regenerator Placement* (logiciel de) routage, affectation de longueurs d'onde et placement de régénérateurs
LFFF *Largest First + First Fit* (algorithme d'affectation de longueur d'onde)
LR *Lightpath Routing* Routage (de chemins optiques)
LSR *Label Switching Router* Routeurs commutateurs de labels
LTD *Logical Topology Design* Conception de topologies logiques

M

MCF *Multi-Commodity Flow* Multiflot
MILP *Mixed Integer Linear Program* Programme mixte linéaire entier
MPLS *Multi Protocol Label Switching* Commutation de labels multi-protocole
MHTM *Multi-Hour Traffic Matrices* Matrices de trafic multi-horaires

N

NS2 *Network Simulator* (logiciel permettant la simulation de trafic dans un réseau)

O

OADM	<i>Optical Add/Drop Multiplexeur</i> Multiplexeur à insertion/extraction optique
OEO	[conversion] optique-électronique-optique
OPEX	<i>OPerating EXpenditures</i> [coûts] relatifs à l'exploitation du réseau
OSL	<i>IBM's Optimisation Solutions and Library</i> (solveur de problèmes MILP)
OSNR	<i>Optical Signal to Noise Ratio</i> Rapport signal à bruit
OXC	<i>Optical Cross Connect</i> Brasseur optique

P

PCCH	Plus court chemin
PLD	<i>Permanent Lightpath Demand</i> Demande de trafic permanente
PMD	<i>Polarization Mode Dispersion</i> Dispersion modale de polarisation
PRWA	<i>Permanent Routing and Wavelength Assignment</i> Problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde pour des demandes permanentes PLD

Q

QoT	<i>Quality of Transmission</i> Qualité de transmission
QoT-Test	composant logiciel permettant d'établir la QoT d'un chemin optique

R

RED	<i>Random Electric Demand</i>
RLD	<i>Random Lightpath Demand</i> Demande de trafic aléatoire
RNRT	Réseau National de Recherche en Télécommunications
RSBG	<i>Routed Scheduled Band Group</i> Groupe de demandes de bandes planifiées
RS	<i>Random Search</i> Recherche aléatoire
RWA	<i>Routing and Wavelength Assignment</i> Routage et affectation de longueurs d'onde
RWARP	<i>Routing and Wavelength Assignment with Regenerator Placement</i> Routage, affectation de longueurs d'onde et placement de régénérateurs
RxD	désigne indifféremment une demande RED ou une demande RLD
RYTHME	Réseaux hYbrides Transparents Hiérarchiques Multiplexés En longueur d'onde (projet RNRT)

S

SA	<i>Simulated Annealing</i> Recuit simulé
SDH	<i>Synchronous Digital Hierarchy</i>
SED	<i>Scheduled Electric Demand</i>
SLD	<i>Scheduled Lightpath Demand</i> Demande de trafic planifié
sLERP	<i>simple LERP</i> version simplifiée du logiciel LERP
SMF	<i>Single Mode Fiber</i> Fibre monomode
SONET	<i>Synchronous Optical NETwork</i>
SR	<i>SLD Routing</i> Routage de SLD (dans le contexte du <i>grooming</i>)
sRED	<i>semi Random Electric Demand</i>
SRG	<i>SLD Routing and Grooming</i> Routage et agrégation de SLD (dans le contexte du <i>grooming</i>)
sRLD	<i>semi Random Lightpath Demand</i>
sRWA	<i>sequential Routing and Wavelength Assignment</i> algorithme de RWA séquentiel
SxD	désigne indifféremment une demande SED ou une demande SLD

T

TS	<i>Tabu Search</i> Recherche taboue
----	-------------------------------------

W

WA	<i>Wavelength Assignment</i> Affectation de longueurs d'onde
WDM	<i>Wavelength Division Multiplexing</i> Multiplexage en longueur d'onde
WXC	<i>Wavelength Cross Connect</i> Commutateur de longueurs d'onde

Bibliographie

- [1] E. Aarts and J. Lenstra. *Local search in combinatorial optimization*. Wiley, 1997.
- [2] Abilene Backbone Network. Advanced Networking for Research and Education. <http://abilene.internet2.edu/>.
- [3] G. P. Agrawal. *Fiber optic communication systems*. Wiley-Interscience Publication, 1997.
- [4] H.G. Ahn, T.J. Lee, M.Y. Chung, and H. Choo. RWA on Scheduled Lightpath Demands in WDM Optical Transport Networks with Time Disjoint Paths. *Lecture notes in computer science*, pages 342–351.
- [5] R. Ahuja, T. Magnanti, and J. Orlin. *Network flows : theory, algorithms, and applications*. Prentice Hall, Upper Saddle River, NJ, 1992.
- [6] S. Al Zahr, M. Gagnaire, and N. Puech. Impact of Wavelength Assignment Strategies on Hybrid WDM Network Planning. In *Proc. IEEE International Workshop on the Design of Reliable Communication Networks (DRCN)*, Sept. 2007.
- [7] S. Al Zahr, M. Gagnaire, N. Puech, and M. Koubàa. Physical Layer Impairments in WDM Core Networks : a Comparison between a North-American Backbone and a Pan-European Backbone. In *Proc. International Conference on Broadband Communications, Networks, and Systems (Broadnets)*, pages 335–340, Oct. 2005.
- [8] S. Al Zahr, N. Puech, and M. Gagnaire. Gain equalization versus electrical regeneration tradeoffs in hybrid WDM networks. In *Proc. International Conference on Telecommunications (ConTEL)*, 2007.
- [9] M. Alanyali and E. Ayanoglu. Provisioning Algorithms for WDM Optical Networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 7(5) :767–778, 1999.
- [10] M. Ammar, S. Cheung, C. Scoglio, I. Chlamtac, A. Faragó, and T. Zhang. Virtual path network design. In J. Roberts, U. Mocchi, and J. Virtamo, editors, *Broadband Network Teletraffic. Final report of action COST 242*, pages 271–299. Springer-Verlag, Berlin Heidelberg, 1996.
- [11] A. Avizienis, J.-C. Laprie, B. Randell, and C. E. Landwehr. Basic concepts and taxonomy of dependable and secure computing. *IEEE Trans. Dependable Sec. Comput.*, 1(1) :11–33, 2004.
- [12] D. Data J. P. Heritage B. Ramamurthy, H. Feng and B. Mukherjee. Transparent vs. opaque vs. translucent wavelength-routed optical networks. In *Proc. Optical Fiber Communications (OFC)*, pages 59–61, 1999.
- [13] D. Banerjee and B. Mukherjee. A Practical Approach for Routing and Wavelength Assignment in Large Wavelength-Routed Optical Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(5) :903–908, 1996.
- [14] D. Banerjee and B. Mukherjee. Wavelength-Routed Optical Networks : Linear Formulation, Resource Budgeting Tradeoffs, and a Reconfiguration Study. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 8(5) :598–607, Oct. 2000.
- [15] D. Beauquier, J. Berstel, and Ph. Chrétienne. *Éléments d'aigorithmique*. Masson, 1992.
- [16] S. Beker. *Techniques d'optimisation pour le dimensionnement et la reconfiguration de réseaux MPLS*. Doctoral dissertation, Apr. 2004.
- [17] S. Beker, D. Kofman, and N. Puech. Off-Line MPLS Layout Design and Reconfiguration : Reducing Complexity Under Dynamic Traffic Conditions. In *International Network Optimization Conference*, pages 61–66, 2003.
- [18] S. Beker, D. Kofman, and N. Puech. Off-line reduced complexity layout design for MPLS networks. In *IP Operations and Management, 2003.(IPOM 2003). 3rd IEEE Workshop on*, pages 99–105, 2003.
- [19] S. Beker, N. Puech, and V. Friderikos. A Tabu Search Heuristic for the Off-Line MPLS Reduced Complexity Layout Design Problem. In *IFIP-TC6 Networking Conference*, pages 9–14, 2004.
- [20] T. Ben Meriem. *SDH. Normes, réseaux et services*. Springer Verlag, 2000.
- [21] D. Bertsekas and R. Gallager. *Data networks*. ph, Englewood Cliffs, NJ, 1987.

- [22] G. Bolch, S. Greiner, H. de Meer, and K. Trivedi. *Queueing Networks and Markov Chains. Modeling and Performance Evaluation with Computer Science Applications*. Wiley Interscience, New York, 1998.
- [23] D. Brélaz. New Methods to Color Vertices of a Graph. *Communications of the ACM*, 22(4) :251–256, Apr. 1979.
- [24] R. L. Brooks. On colouring the nodes of a network. *Proc. Cambridge Phil. Soc.*, 37 :194–197, 1941.
- [25] R. Cardillo, V. Curri, and M. Mellia. Considering transmission impairments in wavelength routed networks. In *Proc. International Conference on Optical Networking Design and Modeling (ONDM)*, pages 421–429, 2005.
- [26] I. Charon, A. Germa, and O. Hudry. *Méthodes d'optimisation combinatoire*. Masson, Paris, 1996.
- [27] A. Chiu and E. Modiano. Traffic Grooming Algorithms for Reducing Electronic Multiplexing Costs in WDM Ring Networks. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 18(1) :2–12, 2000.
- [28] I. Chlamtac, A. Ganz, and G. Karmi. Lightpath communications : an approach to high bandwidth optical WAN's. *IEEE Transactions on Communications*, 40(7) :1171–1182, 1992.
- [29] J. Clausen. *Branch and Bound Algorithms - Principles and Examples*. Department of Computer Science, University of Copenhagen, 1999. Available at <http://www.imm.dtu.dk/~jha/>.
- [30] R. B. Cooper. *Introduction to queueing theory*. North-Holland (Elsevier), 1981. Second edition.
- [31] CPLEX. Optimization Solutions and Library, 2005. <http://www.ilog.com/download/docs/DS-CPLEX2005.pdf>.
- [32] T. Deng, S. Subramaniam, and J. Xu. Crosstalk-aware wavelength assignment in dynamic wavelength-routed optical networks. In *Proc. International Conference on Broadband Communications, Networks, and Systems (Broadnets)*, pages 140–149, 2004.
- [33] L. Dencœud and N. Puech. Partitionnement des arcs d'un graphe pour la planification de réseaux optiques. In *Recueil des résumés des XIVes Rencontres de la Société francophone de classification*, pages 87–89, Sept. 2007.
- [34] E. Dijkstra. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1 :269–271, 1959.
- [35] E. Doumith. *Traffic engineering in multi-protocol multi-granularity networks*. PhD thesis, École Nationale Supérieure des Télécommunications, Paris, France, 2007.
- [36] E. Doumith and M. Gagnaire. Impact of traffic predictability on WDM EXC/OXC network's performance. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 25(5) :895–904, 2007.
- [37] E. Doumith, M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Gain and Cost brought in by Wavelength Conversion for the Routing and Wavelength Assignment of two Traffic Classes in WDM Networks. In *Proceedings, 10th European Conference on Networks & Optical Communications*, pages 147–154, London, UK, Jul. 2005.
- [38] R. Doverspike. Multiplex bundler algorithms for network planning system. In *Proceedings of the 3rd International Network Planning Symposium (Networks '86)*, pages 29–32, Innsbrook, Florida, June 1986.
- [39] J. Dréo, A. Pétrowski, P. Siarry, and E. Taillard. *Métaheuristiques pour l'optimisation difficile*. Eyrolles, 2003. Ouvrage coordonné par P. Siarry.
- [40] J. Elmighani and H. Mouftah. All-Optical Wavelength Conversion : Technologies and Applications in DWDM Networks. *IEEE Communications Magazine*, 38(3) :86–92, Mar. 2000.
- [41] D. Eppstein. Finding the k shortest paths. *SIAM Journal of Computing*, 28(2) :652–673, 1998.
- [42] EURESCOM. Basic Factors Influencing Optical Networks. Eurescom Project P709 Deliverable 2, 1999. <http://www.eurescom.de>.
- [43] EURESCOM. Planning of Optical Networks. Eurescom Project P709 Deliverable 3, 2000. <http://www.eurescom.de>.

- [44] M.A. Ezzahdi, S. Al Zahr, M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. LERP : a Quality of Transmission Dependent Heuristic for Routing and Wavelength Assignment in Hybrid WDM Networks. In *Proc. International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, pages 125–130, Oct. 2006.
- [45] A. Ferreira, S. Pérennes, A. W. Richa, H. Rivano, and N. Stier. Models, Complexity and Algorithms for the Design of Multi-fiber WDM Networks. *Telecommunication Systems*, 24(2) :123–138, October 2003.
- [46] L. Fratta, M. Gerla, and Kleinrock L. The Flow Deviation Method : an Approach to Store-and-Forward Communication Network Design. *Networks*, 3 :97–133, 1973.
- [47] M. Gagnaire, M. Koubàa, and N. Puech. Network Dimensioning under Scheduled and Random Lighpath Demands in All-Optical WDM Networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 25(9), December 2007.
- [48] M. Gagnaire, N. Puech, and S. Al Zahr. État de l’art sur les algorithmes de routage. Technical Report Rapport 1.3, RYTHME, Dec. 2004.
- [49] M. Gagnaire, N. Puech, and S. Al Zahr. Dimensionnement et routage dépendants de la QoT. Technical Report Rapport 1.4, RYTHME, Nov. 2005.
- [50] M. Garey and D. Johnson. *Computers and intractability : a guide to the theory of NP-completeness*. Mathematical Science. Freeman W. H., New York, 1979.
- [51] E. Gelenbe, J. Labetoulle, R. Marie, M. Métivier, G. Pujolle, and W. Stewart. *Réseaux de files d’attente - Modélisation et traitement numérique*. Éditions hommes et techniques, 1980.
- [52] A. Gencata and B. Mukherjee. Virtual-topology adaptation for WDM mesh networks under dynamic traffic. In *Proceedings of IEEE INFOCOM 2002*, pages 48–56, New York, NY, June 2002.
- [53] O. Gerstel and R. Ramaswami. Optical Layer Survivability : A Services Perspective. *ieee-cm*, 38(3) :104–113, Mar. 2000.
- [54] O. Gertel, R. Ramaswami, and G. Sasaki. Cost-Effective Traffic Grooming in WDM Rings. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 8(5) :618–630, 2000.
- [55] F. Glover and G. Kochenberger. *Handbook of metaheuristics*. Kluwer, 2003.
- [56] R. Gomory and T. Hu. Multi-Terminal Network Flows. *SIAM Journal of Applied Mathematics*, 9 :551–570, 1961.
- [57] R. Gomory and T. Hu. Synthesis of a Communication Network. *SIAM Journal of Applied Mathematics*, 12 :348–369, 1964.
- [58] M. Gondran and M. Minoux. *Graphes et algorithmes*. Eyrolles, 1995. 3ème édition.
- [59] W. Grover. Self-organizing broad-band transport networks. *Proc. of the IEEE*, 85(10) :1582–1611, October 1997.
- [60] X. Guan, S. Guo, Q. Zhai, W. Gong, and C. Qiao. A New Method for Solving Routing and Wavelength Assignment Problems in Optical Networks. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 25(8) :1895–1909, 2007.
- [61] A. Gumaste and T. Antony. *DWDM Network Designs and Engineering Solutions*. Cisco Press Networking Technology Series, 2003.
- [62] B. Gurucharan and G. Mohan. A Two-Stage Approach for Virtual Topology Reconfiguration Using Path-Add Heuristics. *Optical Networks Magazine*, 2(3) :58–71, May - June 2001.
- [63] J. He, M. Brandt-Pearce, Y. Pointurier, and S. Subramaniam. QoT-Aware Routing in Impairment-Constrained Optical Networks. In *IEEE GLOBECOM’07*, 2007.
- [64] F. Heylighen and C. Gershenson. The meaning of self-organization in computing. *IEEE Intelligent Systems*, 18(4) :72–75, July/August 2003.
- [65] Q. D. Ho and M. S. Lee. A Heuristic Wavelength Assignment Algorithm for Optical Mesh Networks with Sparse Wavelength Conversion. *IEICE TRANSACTIONS on Communications*, E87-B(8) :2380–2384, 2004.
- [66] Y. Huang, J. P. Heritage, and B. Mukherjee. Connection provisioning with transmission impairment consideration in optical WDM networks with high-speed channels. *IEEE/OSA Journal on Lightwave Technology*, 23(3) :982–993, 2005.

- [67] E. Hyttiä. *Resource Allocation and Performance Analysis in Optical Networks*. Doctoral dissertation, Dec. 2004.
- [68] P. Kulkarni G. Markidis C. Mas Machuca I. Tomkos, A. Tzanakaki. Benefits of the Use of Impairment Constraint Routing in Optical Networks. *Annales des Télécommunications*, 62(5-6) :123–138, 2007.
- [69] ITU-T. Recommendation G.707, Network Node Interface for the Synchronous Digital Hierarchy (SDH), October 2000.
- [70] ITU-T. Recommendation G.803, Architecture of transport networks based on the Synchronous Digital Hierarchy (SDH), March 2000.
- [71] ITU-T. Spectral Grids for WDM Applications : DWDM Frequency Grid. Recommendation G.694.1, International Telecommunication Union, Jun. 2002.
- [72] ITU-T. Recommendation G.7042/Y.1305, Link Capacity Adjustment Scheme (LCAS) for Virtual Concatenated Signals, Feb. 2004.
- [73] T. R. Jensen and B. Toft. *Graph Coloring Problems*. Wiley, 1995.
- [74] D. Jungnickel. *Graphs, networks and algorithms*. Springer Verlag, Berlin, 2004.
- [75] S-W. Kim and S-W. Seo. Regenerator placement algorithms for connection establishment in all-optical networks. *SPIE Optical Network Magazine*, 1(1) :47–60, 2000.
- [76] D. Kirovski and M. Potkonjak. Efficient Coloring of a Large Spectrum of Graphs. In *Proceedings of the 35th Conference on Design Automation*, San Francisco, CA, June 1998.
- [77] P. Klein and N. Young. *Approximation algorithms for NP-hard optimization problems*. CRC Press, 1999.
- [78] L. Kleinrock. *Queueing systems*. John Wiley, 1981. Volumes 1 and 2.
- [79] G. Kliwer and P. Unruh. Parallele Simulated Annealing Bibliothek : Entwicklung und Einsatz in der Flugplanoptimierung. Master's thesis, University of Paderborn, Paderborn, Germany, February 1998.
- [80] P. Kopp. On solving the grouping problem in the planning of telecommunications networks. In Luis Lada, editor, *Proceedings of the 4th International Network Planning Symposium*, Palma de Mallorca, Spain, September 1989. Elsevier Science Publisher.
- [81] M. Koubàa. *Routing, protection and traffic engineering in WDM all-optical networks*. PhD thesis, École Nationale Supérieure des Télécommunications, Paris, France, 2005.
- [82] M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Routing and Wavelength Assignment for Scheduled and Random Lightpath Demands : Bifurcated Routing Versus Non-Bifurcated Routing. In *Proceedings, IFIP Optical Networks & Technologies Conference*, pages 137–144, Pisa, Italy, Oct. 2004.
- [83] M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Routing and Wavelength Assignment of Scheduled and Random Lightpath Demands. In *Proceedings, IEEE and IFIP International Conference on Wireless and Optical Communication Networks*, pages 16–19, Muscat, Oman, Jun. 2004.
- [84] M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Strategies for the Routing and Wavelength Assignment of Scheduled and Random Lightpath Demands. In *Proceedings, 3rd European Conference on Universal Multiservice Networks*, pages 91–103, Porto, Portugal, Oct. 2004.
- [85] M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Lightpath Rerouting for Differentiated Services in WDM All-Optical Networks. In *Proceedings, 5th IEEE International Workshop on Design of Reliable Communication Networks*, pages 15–22, Naples, Italy, Oct. 2005.
- [86] M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Routing and Spare Capacity Assignment for Scheduled and Random Lightpath Demands in All-Optical Transport Networks. In *Proceedings, IEEE Next Generation Internet Networks Conference*, pages 39–46, Rome, Italy, Apr. 2005.
- [87] M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Routing, Protection and Wavelength Assignment for Scheduled and Random Lightpath Demands in WDM All-Optical Networks. In *Proceedings, Internetworking*, Paris, France, Jul. 2005.
- [88] M. Koubàa, N. Puech, and M. Gagnaire. Traffic Engineering for Differentiated Services in WDM All-Optical Networks. In *Proceedings, 19th International Teletraffic Congress*, pages 375–384, Beijing, China, Aug. 2005.

- [89] M. Koubàa, N. Puech, M. Gagnaire, and J. Kuri. Shared Path Protection Routing for Single Span Failures in WDM Optical Mesh Networks. In *Proceedings, Photonics in Switching*, Paris, France, Sep. 2003.
- [90] J. Kuri. *Optimization problems in WDM optical transport networks with scheduled lightpath demands*. PhD thesis, École Nationale Supérieure des Télécommunications, Paris, France, 2003.
- [91] J. Kuri, M. Gagnaire, and N. Puech. On the Resource Efficiency of Virtual Concatenation in SDH/SONET Mesh Transport Networks Bearing Protected Scheduled Connections. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 23(10) :3012–3023, October 2005.
- [92] J. Kuri, N. Puech, and M. Gagnaire. A Tabu Search Algorithm to Solve a Logical Topology Design Problem in WDM Networks considering Implementations Costs. In *Proceedings SPIE Asian Pacific Optical Conference (APOC'02)*, Oct. 2002.
- [93] J. Kuri, N. Puech, and M. Gagnaire. Resolution of a WDM network design problem using a decomposition approach and a size reduction method. In *Proceedings of ECUMN 2002*, pages 187–194. IEEE Communications Society, April 2002.
- [94] J. Kuri, N. Puech, and M. Gagnaire. Diverse Routing of Scheduled Lightpath Demands in an Optical Transport Network. In *Proceedings, Design of Reliable Communication Networks (DRCN)*, pages 69–76, Banff, Canada, Nov. 2003.
- [95] J. Kuri, N. Puech, and M. Gagnaire. Routing and Grooming of Scheduled Lightpath Demands in a Multi-Granularity Switching Network. In *Proceedings, 9th Conf. on Optical Network Design and Modelling (ONDM)*, Milano, Italy, Feb. 2005.
- [96] J. Kuri, N. Puech, M. Gagnaire, and E. Dotaro. Routing and Wavelength Assignment of Scheduled Lightpath Demands in a WDM Optical Transport Network. In *Proceedings of ICOCN 2002*, pages 270–273, Singapore, November 2002.
- [97] J. Kuri, N. Puech, M. Gagnaire, and E. Dotaro. Routing Foreseeable Lightpath Demands Using a Tabu Search Meta-heuristic. In *Proceedings of IEEE GLOBECOM 2002*, Taipei, Taiwan, November 2002. Paper OPNT-04-7.
- [98] J. Kuri, N. Puech, M. Gagnaire, E. Dotaro, and R. Douville. Routing and Wavelength Assignment of Scheduled Lightpath Demands. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 21(8) :1231–1240, Oct. 2003.
- [99] J. Kuri, N. Puech, M. Gagnaire, R. Douville, and O. Audouin. Routing and Slot Assignment for Protected Scheduled Connections in SDH/SONET Mesh Networks with Contiguous or Virtual Concatenation. In *Proceedings, IEEE Broadnets*, Boston, USA, Oct. 2005.
- [100] M. Labbé, R. Séguin, P. Soriano, and C. Wynants. Network Synthesis with Non-Simultaneous Multicommodity Flow Requirements : Bounds and Heuristics. Technical Report 99/26, S. M. G., Université Libre de Bruxelles, 1999.
- [101] G. Laporte, S. Martello, M. Minoux, and C. C. Ribeiro. *Surveys in Combinatorial Optimization*, volume 31 of *Annals of Discrete Mathematics*. North-Holland, 1987.
- [102] K.-C. Lee and V. O. K. Li. A Wavelength Rerouting Algorithm in Wide-Area All-Optical Networks. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 14(6) :1218–1229, Jun. 1996.
- [103] E. Leonardi, M. Mellia, and M. A. Marsan. Algorithms for the Logical Topology Design in WDM all-optical Networks. *Optical Networks Magazine*, 1(1) :35–46, Jan. 2000.
- [104] T. Li and B. Wang. On optimal survivability design in WDM optical networks under a scheduled traffic model. In *Design of Reliable Communication Networks (DRCN 2005)*, pages 23–30, 2005.
- [105] T. Li, B. Wang, C. Xin, and X. Zhang. On survivable service provisioning in WDM optical networks under a scheduled traffic model. In *IEEE GLOBECOM'05*, pages 1900–1904, 2005.
- [106] A. Lisser, R. Sarkissian, and J. Vial. Survivability in Transmission Telecommunications Networks. Technical Report NT/PAA/ATR/ORI4230, Centre National d'Études des Télécommunications, Issy-les-Moulineaux, France, 1995.
- [107] S. L. Martins and C. C. Ribeiro. Metaheuristics and applications to optimization problems in telecommunications. In P. Pardalos and M. Resende, editors, *Handbook of Optimization in Telecommunications*, pages 103–128. Kluwer Academic Publishers, 2006.

- [108] A. Marzetta. *ZRAM : A Library of Parallel Search Algorithms and Its Use in Enumeration and Combinatorial Optimization*. PhD thesis, Swiss Federal Institute of Technology, Zurich, Switzerland, 1998.
- [109] M. Médard, D. Marquis, R. Barry, and S. Finn. Security issues in all-optical networks. 11(3) :42–48, May/June 1997.
- [110] R. Meraihi. *Gestion de la qualité de service et contrôle de topologie dans les réseaux ad hoc*. Doctoral dissertation, Jan. 2005.
- [111] R. Meraihi and G. Le Grand. Contrôle de topologie orienté stratégie basé sur des routeurs mobiles dédiés. *Annales des Télécommunications*, 61(5-6) :602–6263, 2006.
- [112] R. Meraihi, G. Le Grand, N. Puech, M. Riguidel, and S. Tohme. Improving ad hoc network performance with backbone topology control. In *VTC2004-Fall*, volume 4, pages 2829–2833, Sept. 2004.
- [113] M. Minoux. Optimum Synthesis of a Network with Nonsimultaneous Multicommodity Flow Requirements. *Annals of Discrete Mathematics*, 11 :269–277, 1981.
- [114] M. Minoux. Network Synthesis and Optimum Network Design Problems : Models, Solution Methods and Applications. *Networks*, 19 :313–360, 1989.
- [115] M. Minoux. Multicommodity network flow models and algorithms in telecommunications. In P. Pardalos and M. Resende, editors, *Handbook of Optimization in Telecommunications*, pages 163–184. Kluwer Academic Publishers, 2006.
- [116] M. Minoux and J. Serrault. Synthèse optimale d'un réseau de télécommunication avec contraintes de sécurité. *Annales des Télécommunications*, 36 :211–230, 1981.
- [117] G. Mohan and A. K. Somani. Routing Dependable Connections with Specified Failure Restoration Guarantees in WDM Networks. In *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, volume 3, pages 1761–1770, Mar. 2000.
- [118] P. Mohapatra and S. Krishnamurthy (Eds.). *Ad hoc Networks - Technologies and Protocols*. Springer Verlag, 2004.
- [119] B. Mukherjee. *Optical WDM Networks*. Springer Verlag, New York, 2006.
- [120] NEOS. <http://neos.mcs.anl.gov/neos>.
- [121] NS2. The Network Simulator - ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [122] OSL. Optimization Solutions and Library, 2002. <http://www.research.ibm.com/osl>.
- [123] N. A. Olsson P. C. Becker and J. R. Simpson. *Erbium-doped fiber amplifiers : fundamentals and technology*. Academic Press : Optics and Photonics, 1999.
- [124] S. Park, J.S. Yang, and Y.C. Bang. On RWA Algorithms for Scheduled Lightpath Demands in Wavelength Division Multiplexing Networks. *IJCSNS*, 7(3) :144, 2007.
- [125] I. Pepelnjak and J. Guichard. *MPLS and VPN architectures*. Cisco Press, 2000.
- [126] M. Peyrade. La constitution optimale des groupes de niveau supérieur dans le réseau national. formulation du problème et heuristique de resolution. *Annales des Télécommunications*, 32, 1977.
- [127] C. Prehofer and C. Bettstetter. Self-organization in communication networks : Principles and design paradigms. 43(7) :78–85, July 2005.
- [128] N. Puech, M. Koubàa, M. Gagnaire, and J. Kuri. Models for Path Protection in WDM Optical Mesh Networks. In *Proceedings, International Network Optimization Conference*, Évry, France, Oct. 2003.
- [129] N. Puech, J. Kuri, and M. Gagnaire. Models for the Logical Topology Design Problem. In *Proceedings of the 2nd IFIP-TC6 Networking Conference*. Springer-Verlag, May 2002.
- [130] N. Puech, J. Kuri, and M. Gagnaire. Topological Design and Lightpath Routing in WDM Mesh Networks : A Combined Approach. *Photonic Network Communications*, 4(3/4) :443–456, July 2002.
- [131] N. Puech, J. Kuri, and M. Gagnaire. Assessing the Economic Benefit of Introducing Multi-Granularity Switching Cross-Connects in Optical Transport Networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 24(8) :82–96, August 2006.

- [132] N. Puech, S. Al Zahr, and M. Gagnaire. Wavelength-dependent Quality of Transmission in WDM Transparent Optical Networks. In *Proc. International Conference on Telecommunications (ICT)*, May 2006.
- [133] B. Ramamurthy, D. Datta, H. Feng, J. P. Heritage, and B. Mukherjee. Impact of Transmission Impairments on the Teletraffic Performance of Wavelength-Routed Optical Networks. *J. of Lightwave Technology*, 17(10) :1713–1723, 1999.
- [134] B. Ramamurthy and A. Ramakrishnan. Virtual topology reconfiguration of wavelength routed optical WDM networks. In *Proceedings of IEEE GLOBECOM 2000*, pages 1269–1275, San Francisco, CA, November 2000.
- [135] B. Ramamurthy, S. Yaragorla, and X. Yang. Translucent optical WDM networks for the next-generation backbone networks. In *Proc. Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, volume 1, pages 60–64, 2001.
- [136] R. Ramamurthy and B. Mukherjee. Fixed-Alternate Routing and Wavelength Conversion in Wavelength-Routed Optical Networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 10(3) :351–367, 2002.
- [137] S. Ramamurthy. *Optical design of WDM network architectures*. PhD thesis, University of California, Davis, CA, USA, 1998.
- [138] S. Ramamurthy and B. Mukherjee. Survivable WDM mesh networks, Part I - Protection. In *Proceedings of INFOCOM*, pages 744–751, New York, NY, March 1999.
- [139] S. Ramamurthy and B. Mukherjee. Survivable WDM mesh networks, Part II - Restoration. In *Proceedings of ICC*, pages 2023–2030, Vancouver, Canada, March 1999.
- [140] R. Ramaswami and K. Sivarajan. Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 3(5) :489–500, October 1995.
- [141] R. Ramaswami and K. Sivarajan. *Optical Networks : A Practical Perspective*. Morgan Kaufmann Publishers, San Francisco, CA, 2002.
- [142] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan. Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 14(5) :840–851, June 1996.
- [143] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan. *Optical Networks : A Practical Perspective*. Morgan Kaufmann Publishers, Inc. San Francisco, California, 2002.
- [144] M. G. C. Resende and P. M. Pardalos (editors). *Handbook of Optimization in Telecommunications*. Kluwer Academic Publishers, 2006.
- [145] C. C. Ribeiro and P. Hansen. *Essays and Surveys in Metaheuristics*. Kluwer, 2002.
- [146] P. Rioux, B. Smith, and K. Thulasiraman. A Simplex Solution to the Minimum Cost Nonsimultaneous Multi-Commodity Flow Problem. Technical Report CRT-966, Center for Research on Transportation, Université de Montréal, 1994.
- [147] C. V. Saradhi and M. Gurusamy. Graph theoretic approaches for routing and wavelength assignment of scheduled lightpath demands in WDM optical networks. *Broadband Networks, 2005 2nd International Conference on*, pages 368–376, 2005.
- [148] C. V. Saradhi, C. J. Wei, M. Shujing, and M. Gurusamy. Circular arc graph based algorithms for routing scheduled lightpath demands in WDM optical networks. *Broadband Networks, 2005*, 1 :320–322, 2005.
- [149] N. Skorin-Kapov. Heuristic Algorithms for the Routing and Wavelength Assignment of Scheduled Lightpath Demands in Optical Networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 24(8) :2–15, 2006.
- [150] N. Skorin-Kapov. *Heuristic Algorithms for Virtual Topology Design and Routing and Wavelength Assignment in WDM Networks*. PhD in Philosophy, University of Zagreb, Zagreb, Croatia, May 2006.
- [151] N. Skorin-Kapov and N. Puech. A self-organizing control plane for failure management in transparent optical networks. In *Proceedings of IWSOS2007*, page to appear in LNCS, 2007.
- [152] N. Skorin-Kapov, O. Tonguz, and N. Puech. Self-organization in transparent optical networks : A new approach to security. In *Proceedings of the 9th International Conference on Telecommunications (ConTEL)*, pages 7–14, 2007.

- [153] L. Stacho. New upper bounds for the chromatic number of a graph. *J. Graph Theory*, 36(2) :117–120, Feb. 2001.
- [154] S. Subramaniam, M. Azizoglu, and A. K. Somani. All-Optical Networks with Sparse Wavelength Conversion. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 4(4) :544–557, Aug. 1996.
- [155] S. Subramaniam, M. Azizoglu, and A. K. Somani. On optimal converter placement in wavelength-routed networks. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 7(5) :754–766, 1999.
- [156] I. Tomkos. Transport performance of WDM metropolitan area transparent optical networks. In *Proc. Optical Fiber Communications (OFC)*, pages 350–352, 2002.
- [157] M. Tornatore, C. Ou, J. Zhang, A. Pattavina, and B. Mukherjee. Efficient shared-path protection exploiting the knowledge of connection-holding time. *Optical Network Design and Modeling, 2005. Conference on*, pages 65–72, 2005.
- [158] M. Tornatore, C. Ou, J. Zhang, A. Pattavina, and B. Mukherjee. PHOTO : An Efficient Shared-Path-Protection Strategy Based on Connection-Holding-Time Awareness. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 23(10) :3138, 2005.
- [159] B. Wang, T. Li, X. Luo, and Y. Fan. Traffic Grooming under a Sliding Scheduled Traffic Model in WDM Optical Networks. *Proceedings of IEEE Workshop on Traffic Grooming in WDM Networks, San Jose, CA USA, October, 2004*.
- [160] B. Wang, T. Li, X. Luo, Y. Fan, and C. Xin. On service provisioning under a scheduled traffic model in reconfigurable WDM optical networks. *Broadband Networks, 2005 2nd International Conference on*, pages 15–24, 2005.
- [161] X. Wang and G. Chen. Complex networks : Small worlds, scale-free and beyond. *IEEE Circuits and Systems Mag.*, 3(1) :6–20, 2003.
- [162] D. J. Watts and S. H. Strogatz. Collective dynamics of 'small-world' networks. *Nature*, 393 :440–442, June 1998.
- [163] X. Yang and B. Ramamurthy. Sparse regeneration in translucent wavelength-routed optical networks : architecture, network design and wavelength routing. *Photonic Network Communications*, 10(1) :39–50, 2005.
- [164] J. Yates and M. Rumsewicz. Wavelength Converters in Dynamically-Reconfigurable WDM Networks. *IEEE Communications Surveys*, Second Quarter 1999. <http://www.comsoc.org/livepubs/surveys/index.html>.
- [165] J. Y. Yen. Finding the K shortest loopless paths in a network. *Management Sci.*, (17) :712–716, 1972.
- [166] E. Yetginer and E. Karasan. Regenerator Placement and Traffic Engineering with Restoration in GMPLS Networks. *Photonic Network Communications*, Sept. 2003.
- [167] H. Zang, J. P. Jue, and B. Mukherjee. A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks. *Optical Networks Magazine*, 1(1) :47–60, Jan. 2000.
- [168] X. Zhang and C. Qiao. Wavelength assignment for dynamic traffic in multi-fiber wdm networks. In *ICCCN'98*, pages 479–585, 1998.
- [169] J. Zhao and Y. Ji. Optimized Routing for Scheduled Lightpath Demands. In *IEEE and IFIP International Conference on Wireless and Optical Communication Networks (WOCN'04)*, pages 2829–2833, June 2004.
- [170] D. Zhou and S. Subramaniam. Survivability in Optical Networks. *ieee-nw*, 14(6) :16–23, Nov. 2000.
- [171] H. Zhu, H. Zang, K. Zhu, and B. Mukherjee. A Novel Generic Graph Model for Traffic Grooming in Heterogeneous WDM Mesh Networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 11(2) :285–299, April 2003.
- [172] K. Zhu and B. Mukherjee. Traffic grooming in WDM mesh networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(1) :122–133, January 2002.

Dépôt légal : 2008 – 1^{er} trimestre
Imprimé à TELECOM ParisTech (Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications) – Paris
ISSN 0751-1345 ENST D (Paris) (France 1983-9999)

