Ingénierie des réseaux optiques SDH et WDM et étude multicouche IP/MPLS sur OTN sur DWDM

Sami Baraketi

▶ **To cite this version:**

Sami Baraketi. Ingénierie des réseaux optiques SDH et WDM et étude multicouche IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Universite Toulouse III Paul Sabatier, 2015. Français. NNT : . tel-01150507

HAL Id: tel-01150507

https://theses.hal.science/tel-01150507

Submitted on 11 May 2015

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par : *l'Université Toulouse 3 Paul Sabatier (UT3 Paul Sabatier)*

Présentée et soutenue le *31/03/2015* **par :**

Sami BARAKETI

Ingénierie des Réseaux Optiques SDH et WDM et Etude Multicouche IP/MPLS sur OTN sur DWDM

JURY

Christian BES	Professeur d'Université	Président du Jury
Philippe MAHEY	Professeur d'Université	Rapporteur
Prosper CHEMOUIL	Directeur de Recherche	Examinateur
Adam OUOROU	Directeur de Recherche	Rapporteur
Jean-Marie GARCIA	Directeur de Recherche	Directeur de thèse
Olivier BRUN	Chargé de Recherche	Directeur de thèse

École doctorale et spécialité :
EDSYS : Informatique 4200018
Unité de Recherche :
Laboratoire d'Analyse et d'Architecture des Systèmes (LAAS)
Directeur(s) de Thèse :
Jean-Marie GARCIA et *Olivier BRUN*
Rapporteurs :
Philippe MAHEY et *Adam OUOROU*

Remerciements

Ce mémoire est l'aboutissement de trois années d'études effectuées au Laboratoire d'Analyse et d'Architecture des Systèmes du CNRS (LAAS-CNRS) au sein du groupe Services et Architectures pour les Réseaux Avancés (SARA) en partenariat avec la société QoS Design.

Je tiens à exprimer toute ma reconnaissance à Monsieur Jean ARLAT, directeur du LAAS, pour m'avoir permis de réaliser l'ensemble de ces travaux dans d'excellentes conditions. Je voudrais également signaler ici l'exceptionnelle qualité des moyens informatiques et logistiques mis à disposition des équipes de recherche dans ce laboratoire.

J'adresse tous mes remerciements à Monsieur Jean-Marie GARCIA, directeur de recherche au sein du LAAS et directeur/fondateur de la société QoS Design, pour avoir dirigé cette thèse. Je le remercie plus particulièrement pour sa patience, la qualité de son encadrement et ses conseils, aussi bien scientifiques que personnels, qu'il a pu me prodiguer durant les années que j'ai passées au LAAS et à QoS Design. Je tiens ici à lui témoigner mon amitié et mon respect.

J'exprime toute ma reconnaissance pour son aide, ses nombreux conseils, sa disponibilité, son dynamisme et sa bonne humeur à mon co-directeur de thèse Monsieur Olivier BRUN. Qu'il soit assuré, de tout mon respect et de ma profonde gratitude. Je tiens à exprimer également ma profonde gratitude à Monsieur Mohamed Anouar RACHDI, chef de projet R&D à QoS Design, qui m'a prêté de son temps le plus précieux et m'a aidé par ses précieuses directives.

Je remercie Monsieur Christian BES, Professeur à l'Université Paul Sabatier, pour avoir accepté de présider le jury de cette thèse.

Je suis particulièrement reconnaissant envers Monsieur Philippe MAHEY, professeur à l'ISIMA, et Monsieur Adam OUOROU, directeur de programme de recherche à Orange Labs, qui m'ont fait l'honneur d'être les rapporteurs de cette thèse.

Je remercie Monsieur Prosper CHEMOUIL, directeur de recherche à Orange Labs en sa qualité de membre de jury.

Mes remerciements s'adressent également à toute l'équipe de QoS Design, pour leur rigueur et leur sérieux ainsi que pour les agréables moments passés ensemble. Une attention spéciale pour Ahmad, David, Rodney, Marwan, Ludovic et Renault. Je remercie de même l'équipe de la filiale QoS Design Tunisie pour leurs soutiens et encouragements. Une mention particulière pour Wassim Akram et Elyes, ingénieurs télécom à QoS Design Tunisie.

Je remercie également tous les membres du LAAS, pour leur chaleureux accueil, et particulièrement les amis que j'y ai rencontrés.

Enfin, j'exprime ma dernière pensée à mes parents pour l'aide, la confiance et le soutien dont ils ont fait preuve tout au long de ces dernières années. Mais aussi à mes deux frères et ma sœur. J'adresse aussi mes chaleureux remerciements à mon grand amour et ma future femme qui a été toujours à côté de moi pour me soutenir.

J'adresse mes remerciements aussi à tous mes amis en dehors du LAAS, auprès desquels j'ai passé d'agréables moments. J'ai beaucoup appris de la vie auprès des plus proches.

Résumé

Les réseaux de transport optiques constituent aujourd'hui l'infrastructure de base des systèmes de communications modernes. Etant donné les investissements colossaux nécessaires au déploiement de ces réseaux, liés en particulier aux coûts des équipements (fibres optiques, cartes, transpondeurs,...), l'optimisation du routage et de l'allocation de ressources est indispensable pour maitriser les coûts d'exploitation. Dans ce contexte, ces travaux de thèse étudient un ensemble de problèmes d'allocation de ressources qui se posent lors de la planification des réseaux SDH (Synchronous Digital Hierarchy) et WDM (Wavelength Division Multiplexing), mais aussi lors de celle des réseaux multicouches basés sur une couche de transport optique.

Dans un premier temps, nous étudions le problème du routage des circuits dans les réseaux SDH avec pour objectif principal de minimiser la fragmentation de la bande passante. Nous formulons ce problème comme un programme linéaire en nombres entiers intégrant un ensemble de contraintes réalistes de routage, de transmission et de brassage et utilisant des coûts de ressources granulaires. Un algorithme exact et deux heuristiques sont proposés pour résoudre ce problème. Nous abordons également le problème du reroutage des circuits SDH qui se pose aux opérateurs lorsqu'il devient indispensable de réduire la fragmentation de la bande passante. Nous montrons sur des instances réelles des problèmes étudiés que les méthodes proposées permettent des gains économiques considérables.

Dans un deuxième temps, nous étudions deux problèmes de planification pour l'optimisation des réseaux WDM. Le premier problème est celui du design de la topologie logique, c'est à dire celui de la définition des circuits (chemins) optiques permettant de router un ensemble de demandes en trafic avec un coût de transpondeurs minimal. Le second problème est celui du routage et de l'affectation de longueurs d'onde: comment router les circuits optiques définis précédemment pour minimiser le nombre de longueurs d'onde utilisées tout en respectant un ensemble de contraintes technologiques? Nous formulons ces deux problèmes comme des programmes linéaires en nombres entiers et proposons des heuristiques efficaces, de type approximation successive pour le premier problème et utilisant une approche par décomposition pour le second problème. Là encore, les résultats expérimentaux montrent que les méthodes proposées permettent d'obtenir des approximations de qualité pour des instances de

très grandes tailles.

Enfin, nous abordons l'allocation de ressources dans les réseaux multicouches de nouvelle génération IP/MPLS sur OTN (Optical Transport Network) sur DWDM (Dense WDM). Dans ce cas, la question à laquelle la majorité des opérateurs cherchent une réponse est celle du routage des demandes en trafic de niveau 3 permettant d'optimiser l'allocation des ressources non seulement dans la couche IP/MPLS mais aussi dans les couches sous-jacentes OTN et DWDM. Pour répondre à cette question, nous proposons un nouveau modèle d'optimisation multicouche qui tient compte d'une hiérarchie de contraintes matérielles et définit un compromis entre les coûts des ressources dans les trois couches de réseau.

L'ensemble des algorithmes d'optimisation proposés ont été intégrés dans l'environnement de planification et d'optimisation de réseaux NEST de la société QoS Design, utilisé par de grands opérateurs pour planifier leurs réseaux.

Mots clés: réseau de transport optique, SDH, WDM, routage, brassage, allocation de ressources, circuits optiques, programmation linéaire, heuristique, multicouche.

Abstract

Optical transport networks currently constitute base infrastructures for modern day telecommunications systems. Given the huge investments required for deploying these networks, and in particular concerning equipment costs (fiber optics, cards, transponders, etc.), routing optimization and resource allocation are indispensable issues for mastering the operational expenditures (OPEX). In this context, the work conducted in this thesis handle a set of resource allocation problems which arise while planning not only optical SDH (Synchronous Digital Hierarchy) and WDM (Wavelength Division Multiplexing) networks, but also multilayer ones based on an optical transport layer.

First, the circuit routing problem in SDH networks is tackled with the main objective of minimizing the bandwidth fragmentation. This problem is formulated as an Integer Linear Program (ILP) integrating a set of realistic routing, transmission and cross-connect constraints and using granular resource costs. An exact algorithm and two heuristics are proposed to solve this problem. The rerouting problem of SDH circuits, which faces operators when it becomes absolutely necessary to reduce the bandwidth fragmentation in the network, is also addressed. For real instances of the studied problems, it is shown that the proposed methods provide considerable economic gains.

Second, two planning problems for WDM network optimization is tackled. The first problem is that of the logical network design, or in other words that concerned with the definition of lightpaths to route a set of traffic demands with a minimum transponder cost. The second problem is related to the routing and the wavelength assignment: how to route the previously defined lightpaths so as to minimize the total number of assigned wavelengths while respecting a set of technological constraints? These two problems are formulated as Integer Linear Programs (ILPs) and are solved using efficient heuristics, based on a successive approximation for the first problem and a decomposition approach for the second one. Here again, experimental results show that the proposed methods allow obtaining good quality approximations for large scale instances.

Finally, resource allocation in new generation multilayer networks, that is IP/MPLS over OTN (Optical Transport Network) over DWDM (Dense WDM), is addressed. In this case, the question that most of the operators seek to answer is how to route layer 3 traffic demands while optimizing resource al-

location, not only in the IP/MPLS layer, but also in the underlying OTN and DWDM layers. For this purpose, a new multilayer optimization model is proposed. It takes into account a hierarchy of material constraints and defines a tradeoff between the resource costs in the three network layers.

The set of proposed optimization algorithms have been integrated into the network planning and optimization environment NEST of QoS Design, which is used by major operators to plan their network.

Keywords: optical transport network, SDH, WDM, routing, cross-connect, resource allocation, lightpaths, linear programming, heuristic, multilayer.

Préface

Cette thèse a été réalisée dans le cadre d'une convention CIFRE (Convention Industrielle de Formation par la Recherche) entre la société QoS Design située à Toulouse et le laboratoire LAAS (Laboratoire d'Analyse et d'Architecture des Systèmes) du CNRS, plus particulièrement avec le groupe de recherche SARA.

Le LAAS en bref

Créé en 1967 sous le nom de "Laboratoire d'Automatique et de ses Applications Spatiales", le LAAS s'est installé dans le complexe scientifique de Rangueil en 1968 avec un effectif de 140 personnes. Actuellement, le laboratoire compte près de 600 chercheurs dans son effectif.

Le LAAS est une unité propre du CNRS rattachée à l'Institut des Sciences de l'Ingénierie et des Systèmes (INSIS) et à l'Institut des Sciences de l'Information et de leurs Interactions (INS2I). Le LAAS mène des recherches en sciences et technologies de l'information, de la communication et des systèmes dans huit thèmes scientifiques:

- Informatique critique
- Réseaux et communications
- Robotique
- Décision et optimisation
- HF et optique: de l'EM aux systèmes
- Nano ingénierie et intégration
- Micro nano bio technologies
- Gestion de l'énergie

La logique de recherche du laboratoire est de modéliser, de concevoir et de maîtriser les systèmes complexes, hétérogènes, en interaction avec d'autres systèmes ou avec l'Homme, dans une approche constructiviste et intégrative autour de ces objets de recherche. Le LAAS traite de sujets amont et en lien avec des problématiques réelles du monde socio-économique en vue d'applications futures.

L'équipe SARA est l'une des équipes du thème "Réseaux et Communications". Les travaux de l'équipe SARA concernent les réseaux, les systèmes de communication de nouvelle génération et leurs applications. Les études visent la maitrise de leur conception, planification, gestion du déploiement, supervision, etc.

Les contributions du groupe SARA portent notamment sur l'élaboration de méthodes, de modèles et d'outils ainsi que sur la proposition d'architectures, de protocoles et de services. En particulier, les travaux sont articulés autour de l'analyse, l'évaluation des performances, contrôle et prototypage des logiciels et des plates-formes de communication.

La société QoS Design en bref

La société

QoS Design est une société spécialisée dans les domaines de l'évaluation de performances, la simulation, la conception et la planification des réseaux de télécommunications. Créée en 2004, la société est un essaimage du laboratoire LAAS du CNRS. Principalement localisée à Toulouse, QoS Design a inauguré officiellement à Tunis, sa deuxième implantation et sa première dans la région d'Afrique du Nord. La nouvelle filiale tunisienne mise sur un vivier de compétences issu des écoles d'ingénieurs tunisiennes et doté d'une formation de qualité.

Les compétences de QoS Design sont à la fois celles d'un éditeur de logiciels innovants et d'une équipe de recherche et développement. Avec plus de 25 ans d'expérience dans les techniques de modélisation et d'optimisation des réseaux de télécommunications, QoS Design propose des solutions à haute valeur ajoutée pour la maîtrise de grands systèmes de télécommunications [105].

Secteurs d'activités

Avec ses chercheurs confirmés et ses consultants de haut niveau, QoS Design dispose d'un ensemble de compétences en recherche et développement (R&D), et principalement:

- Télécommunications: évaluation de performances de réseaux, simulation du trafic, design et optimisation des réseaux, estimation du trafic, etc.
- Aéronautique et Spatial: problèmes de maintenance, trajectoires spatiales et rendez-vous orbitaux, constellations de satellites, etc.
- Informatique et Calcul: grilles de calcul, ASP, environnements de parallélisme, applications client/serveur, grands codes de calcul scientifique, etc.

- Défense: systèmes de navigation (GPS, Galileo, LORAN-C), systèmes de détection (RADAR, SONAR,...), problèmes de contrôle optimal...

Produits

QoS Design développe et commercialise la suite logicielle NEST (Network Engineering & Simulation Tool). NEST propose un environnement intégré permettant de résoudre de manière efficace et ergonomique la planification, l'optimisation et la simulation des grands réseaux de télécommunications. La suite logicielle NEST se compose de plusieurs produits qui sont illustrés dans la Figure 1.

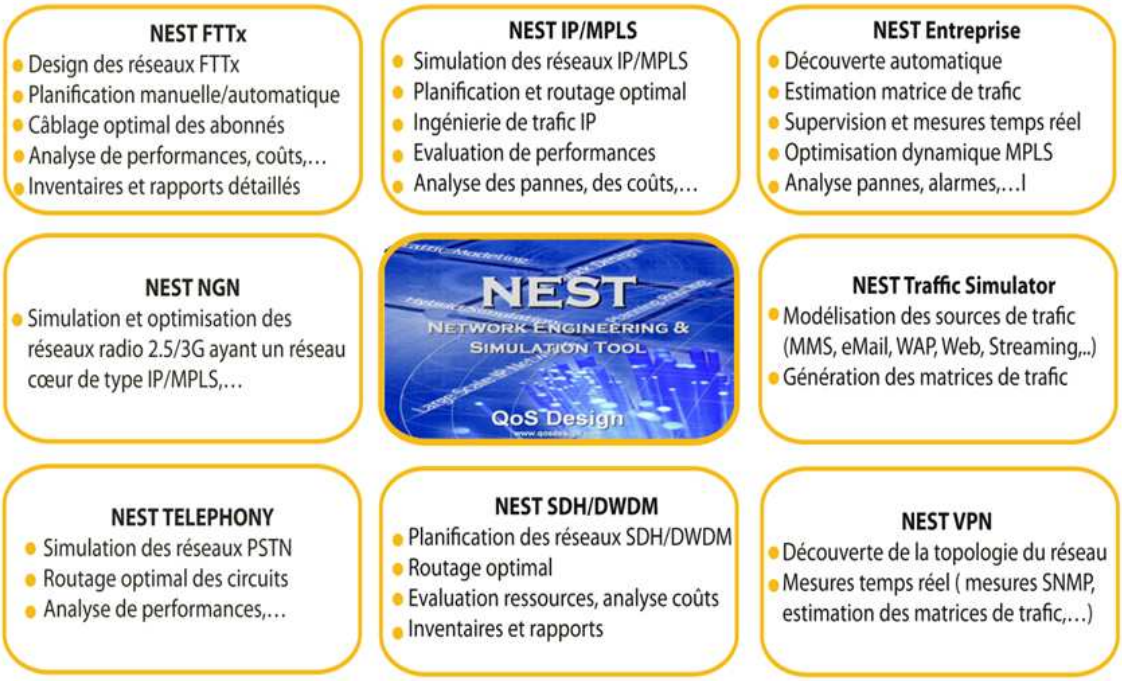


Figure 1: La suite logicielle NEST.

Les produits NEST intègrent les résultats de 25 années de recherche dans le domaine des télécommunications aussi bien en modélisation du trafic qu'en design de réseaux. Ces recherches ont été menées au LAAS-CNRS par les fondateurs de QoS Design et en collaboration avec de nombreux industriels du monde des télécommunications. NEST utilise des techniques uniques de modélisation différentielle du trafic et de simulation hybride (brevet Europe et USA) et intègre de nombreux algorithmes d'optimisation pour la gestion des ressources et la maîtrise à moindre coût de grands réseaux. Les techniques numériques mises en oeuvre dans NEST permettent de supporter le facteur d'échelle de très grands réseaux.

Le travail mené dans cette thèse porte principalement sur la planification et l'optimisation des réseaux de transport SDH et DWDM. Les solutions élaborées dans ce travail (algorithmes de routage, reroutage, design) ont permis d'enrichir l'environnement NEST SDH/DWDM avec des fonctionnalités

avancées de prise de décision. La Figure 2 illustre l'interface principale du logiciel et donne un aperçu sur l'ensemble de fonctionnalités clés (gestion de scénarii, configuration de réseau, gestion de trafic, routage et analyse de réseau) qui sont accessibles à partir du menu de l'IHM.

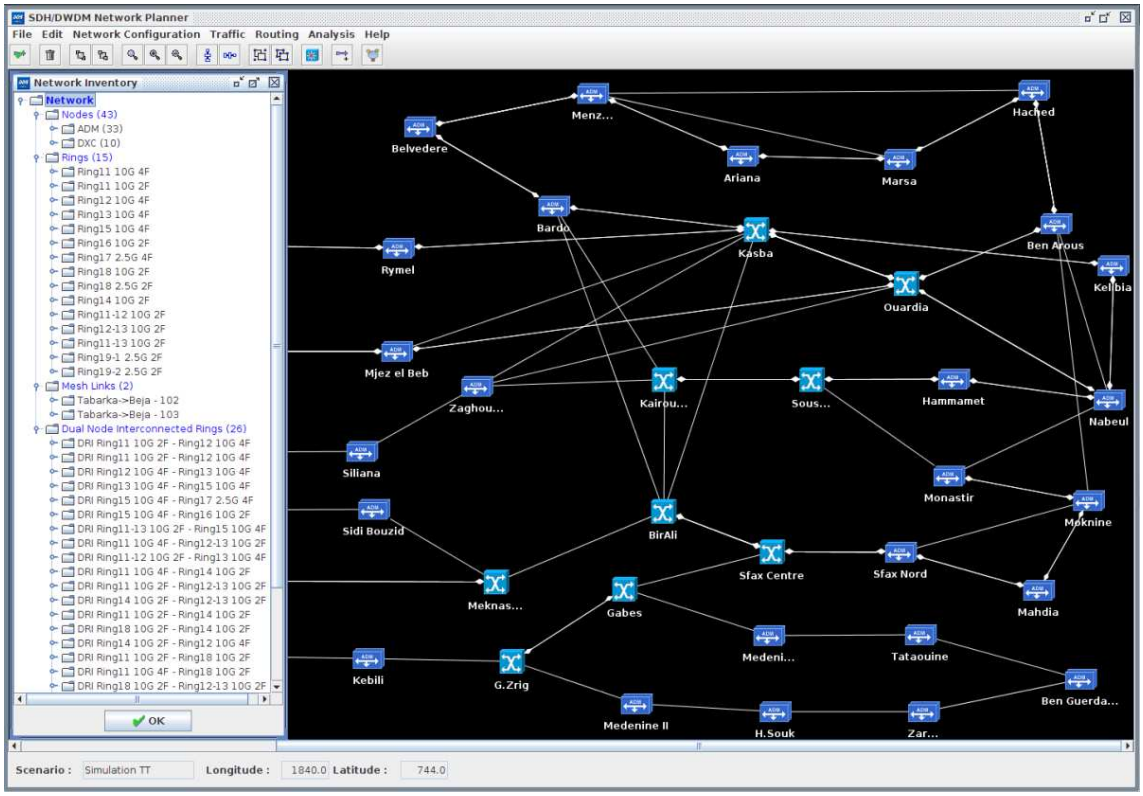


Figure 2: IHM principale du logiciel NEST SDH/DWDM.

Partenaires et Clients

QoS Design maintient un partenariat permanent et efficace avec les principaux centres de recherche Européens en télécommunications ainsi qu'avec les équipementiers et les opérateurs à travers des projets Européens, ANR, FUI,...

Dans le cadre de l'alliance franco-tunisienne pour le numérique, lancée le 5 Juillet 2013, QoS Design a signé un ensemble d'accords et de conventions avec des sociétés tunisiennes (SOFRECOM Tunisie, PRISMA, SOTETEL et CERT (en cours),...) dans le but d'enrichir les prestations de services proposés aux opérateurs de télécommunications. QoS Design maintient aussi un partenariat académique avec des universités et écoles d'ingénieurs de haut niveau tels que SUP'COM, ENSI en Tunisie et INPT au Maroc.

Les clients de QoS design sont principalement les opérateurs de réseaux et les entreprises grands-comptes qui possèdent des infrastructures réseaux. Les produits de la suite logicielle NEST sont déjà adoptés par plusieurs grands opérateurs et équipementiers de télécommunications tels que SFR, British Telecom, Alcatel, Maroc Telecom et Tunisie Telecom. QoS Design participe également à des études de R&D et des projets de recherche avec ses partenaires académiques et industriels.

Depuis sa création, QoS Design a obtenu en France cinq prix de l'innovation et sa filiale Tunisienne, QoS Design Tunisie, a obtenu le 8 octobre 2014 le premier prix de l'innovation du concours national de l'innovation Tunisien, dans la catégorie entreprises, région grand Tunis 1.

TABLE DES MATIÈRES

Préface **vii**

Introduction générale **1**

1 Les réseaux de transport optiques: évolutions et problèmatiques **7**
1.1 Introduction 7
1.2 La technologie SDH 9
1.2.1 Description d'un réseau SDH 9
1.2.2 Structure de multiplexage 11
1.2.3 Notion de circuit VC-n 12
1.2.4 Les ressources de transmission 13
1.2.5 Les ressources de brassage 14
1.3 La technologie WDM 16
1.3.1 Principe de multiplexage en longueur d'onde 16
1.3.2 Les composants d'un réseau WDM 17
1.3.3 Notion de circuit optique 18
1.3.4 Les systèmes WDM 19
1.3.5 Topologie logique et topologie physique 19
1.4 Les problèmes d'allocation de ressources dans les réseaux de transport optiques 20
1.4.1 Le routage 20
1.4.2 L'affectation de longueurs d'onde 22
1.4.3 Le groupage 22
1.4.4 Le reroutage et le regroupage 23
1.4.5 La protection 23
1.5 Aperçu sur les réseaux multicouches: cas des réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM . 24
1.5.1 La technologie MPLS 25
1.5.2 La technologie OTN 26
1.5.3 Allocation de ressources IP/MPLS sur OTN sur DWDM 28

1.6 Conclusion 30

2 Panorama des techniques d'optimisation 33
2.1 Introduction 33
2.2 La programmation linéaire 34
2.2.1 La méthode du Simplexe 36
2.3 La programmation linéaire en nombres entiers 36
2.3.1 La méthode de séparation et évaluation 36
2.4 Les méthodes heuristiques 38
2.4.1 Méthodes gloutonnes 40
2.4.2 Méthode de recherche locale 40
2.4.3 Méthode d'approximation successive 42
2.5 Exemples de problèmes classiques 42
2.5.1 Problème du plus court chemin 42
2.5.2 Les problèmes de flots 43
2.6 Conclusion 48

3 Optimisation du routage et du reroutage des circuits dans les réseaux SDH 49
3.1 Introduction 49
3.1.1 Motivations et contexte d'étude 49
3.1.2 Fragmentation de la bande passante 51
3.1.3 Problème du routage des circuits SDH 52
3.1.4 Etat de l'art 53
3.1.5 Contributions 55
3.2 Nouvelle approche pour l'optimisation du routage des circuits SDH 56
3.2.1 Description du modèle 56
3.2.2 Formulation mathématique du modèle 58
3.2.3 Problème à résoudre 62
3.3 Résolution exacte par PLNE 66
3.3.1 Algorithme exact 66
3.3.2 Temps de calcul 67
3.4 Heuristiques gloutonnes 68
3.4.1 Principe adopté 68
3.4.2 Heuristique basée sur des coûts de ressources statiques 68
3.4.3 Heuristique basée sur des coûts de ressources dynamiques 72
3.5 Résultats numériques de routage 72
3.5.1 Comparaison entre l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-SC 73
3.5.2 Comparaison entre l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-DC 75
3.6 Nouvelle approche pour le reroutage des circuits SDH 78
3.6.1 Description du problème de reroutage 78
3.6.2 Définition du coût du réseau SDH 80
3.6.3 Problème à résoudre 80
3.6.4 Approche à deux phases 81
3.6.5 Heuristique proposée 81

3.7 Résultats numériques de reroutage . . . 85
3.7.1 Critère d'évaluation de la performance de l'algorithme . . . 85
3.7.2 Tests et résultats . . . 86
3.8 Intégration des solutions proposées dans NEST SDH/DWDM . . . 87
3.9 Conclusion . . . 89

4 Design, routage et affectation de longueurs d'onde dans les réseaux WDM 91
4.1 Introduction . . . 91
4.1.1 Routage du trafic dans un réseau WDM . . . 91
4.1.2 Contributions . . . 93
4.1.3 Organisation du chapitre . . . 94
4.2 Etat de l'art . . . 94
4.2.1 Routage du trafic et design de la topologie logique . . . 94
4.2.2 Routage des circuits optiques et affectation de longueurs d'onde . . . 95
4.3 Design de la topologie logique . . . 98
4.3.1 Problème de design de la topologie logique . . . 98
4.3.2 Modélisation du problème . . . 100
4.3.3 Heuristique basée sur une approximation successive . . . 107
4.3.4 Tests et résultats . . . 108
4.3.5 Amélioration apportée . . . 111
4.4 Routage et affectation de longueurs d'onde . . . 113
4.4.1 Problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde . . . 114
4.4.2 Nouvelle formulation linéaire en nombre entiers . . . 115
4.4.3 Heuristique à deux phases . . . 121
4.4.4 Tests et résultats . . . 124
4.5 Intégration des solutions proposées dans NEST SDH/DWDM . . . 127
4.6 Conclusion . . . 127

5 Modèle prospectif pour l'allocation de ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM 129
5.1 Introduction . . . 129
5.2 Etat de l'art . . . 130
5.2.1 Problèmes de design des réseaux multicouches . . . 131
5.2.2 Problèmes de résilience et de capacité de survie . . . 132
5.2.3 Problèmes d'allocation multicouche . . . 134
5.3 Problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM . . . 135
5.4 Contribution . . . 138
5.5 Définition formelle du problème . . . 138
5.5.1 Contraintes de routage IP/MPLS . . . 140
5.5.2 Contraintes de capacité IP/MPLS . . . 140
5.5.3 Contraintes de corespondance inter-couches IP/MPLS et OTN . . . 140
5.5.4 Contraintes d'allocation de ressources OTN . . . 141
5.5.5 Contraintes de capacité OTN . . . 141

5.5.6 Contraintes de correspondance inter-couches OTN et DWDM 142
5.5.7 Contraintes d'allocation de ressources DWDM 142
5.5.8 Contraintes de capacité DWDM 142
5.5.9 Fonction objectif 143
5.6 Autres problèmes industriels similaires 144
5.7 Conclusion et perspectives 145

Conclusion et Perspectives **147**

BIBLIOGRAPHIE **151**

TABLE DES FIGURES

1 La suite logicielle NEST. ix
2 IHM principale du logiciel NEST SDH/DWDM. x
3 TDM vs WDM. 2
4 Structure du mémoire. 5

1.1 Vue générale d'un réseau de transport SDH. 9
1.2 Structure de multiplexage SDH. 11
1.3 Exemple d'un circuit VC-n. 12
1.4 Structure granulaire d'une trame STM-N. 13
1.5 Structure hiérarchique des ressources de brassage. 14
1.6 Exemple de brassage d'un circuit VC-12 dans un noeud intermédiaire. 15
1.7 Modèle d'une liaison WDM. 16
1.8 Exemple de circuits optiques dans un réseau WDM. 18
1.9 Les systèmes WDM. 19
1.10 Topologie logique et topologie physique d'un réseau WDM. 21
1.11 Réseau MPLS. 25
1.12 La hiérarchie OTN. 27
1.13 Structure de multiplexage OTN. 29
1.14 Principe d'allocation de ressources multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. . . . 30

2.1 Représentation graphique d'un exemple de programme linéaire. 35
2.2 Arborescence de solutions par une construction Branch & Bound. 39
2.3 Exemple de solutions d'un problème de flot maximum. 45

3.1 Instance du problème de fragmentation de la bande passante dans SDH. 52
3.2 Instance du problème de routage d'un circuit SDH. 53
3.3 Les positions des ressources dans un canal de transmission. 58
3.4 Evolution des coûts α_4^e, α_3^e et α_{12}^e en fonction de la disponibilité des ressources. 63
3.5 Coûts possibles pour le placement d'un circuit VC-12. 64

3.6 Temps de calcul de l'algorithme exact. 67
3.7 Algorithmes SPCA-SC et SPCA-DC. 69
3.8 Exemple de transformation de graphe dans le cas d'anneaux superposés. 70
3.9 Exemple de coûts de placement d'un circuit VC-12 dans un réseau simpliste. 71
3.10 Ecart relatif entre le coût de la solution exacte et le coût de la solution SPCA-SC. . . . 73
3.11 Temps de calcul obtenus par l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-SC. 74
3.12 Ecart relatif entre le coût de la solution SPCA-DC et le coût adapté de la solution exacte. 76
3.13 Instance simple du problème de routage. 77
3.14 Reconfiguration de placement des circuits sur un lien SDH. 79
3.15 Instance du problème de reroutage SDH. 79
3.16 Algorithme de reroutage des circuits SDH. 83
3.17 Comparaison entre coût du réseau avant reroutage et coût du réseau après reroutage. . . 87
3.18 Intégration des algorithmes développés dans l'architecture de l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM. 88

4.1 Schéma de routage du trafic dans un réseau WDM. 93
4.2 Instance du problème de design de la topologie logique d'un réseau WDM. 100
4.3 Exemple simple d'un réseau avec 3 noeuds et 2 arcs entre chaque paire de noeuds. . . . 102
4.4 Ecart relatif entre l'algorithme exact et l'heuristique. 110
4.5 Nombre d'itérations mis par l'heuristique pour converger. 111
4.6 Minimisation de la bande passante consommée. 112
4.7 Quantité totale de trafic circulant dans les liens du graphe. 113
4.8 Instance du problème RWA où l'objectif est de minimiser le nombre de longueurs d'onde utilisées. 114
4.9 Les deux couches obtenues par duplication des noeuds et des liens du réseau original dans le cas de deux couleurs. 116
4.10 Erreur relative de l'algorithme à deux phases pour un réseau comportant 10 noeuds, 26 fibres et 40 longueurs d'onde par fibre. 125

5.1 Exemple de routage et d'allocation de ressources pour un tunnel LSP dans un réseau multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. 137
5.2 Graphe d'un réseau multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. 139

LISTE DES TABLEAUX

1.1 Les débits des conteneurs OTN. 28

3.1 Correspondance entre ports de brassage et circuits. 57
3.2 Les capacités des liens SDH. 57
3.3 Moyenne des écarts relatifs entre la solution exacte et la solution SPCA-SC. 75
3.4 Moyenne des écarts relatifs entre le coût de la solution SPCA-DC et le coût adapté de la solution exacte. 77
3.5 Gains et temps de calcul de l'algorithme à deux phases. 86

4.1 Récapitulatif des algorithmes "offline" proposés pour résoudre le problème RWA. . . . 99
4.2 Moyennes de temps de calcul et de mémoire consommée pour les deux algorithmes proposés. 109
4.3 Moyenne des écart relatifs sur 100 simulations. 110
4.4 Moyenne de l'erreur relative de l'algorithme à deux phases. 126
4.5 Moyenne des temps de calcul de l'algorithme exact et de l'algorithme à deux phases. . 126

5.1 Récapitulatif des problèmes d'optimisation multicouches 136
5.2 Les capacités des modules de transport OTN. 141

Introduction générale

L'évolution rapide des réseaux de télécommunications est généralement guidée par deux facteurs principaux: l'augmentation du trafic Internet et les progrès technologiques dans les systèmes de télécommunications. Au cours des deux dernières décennies, nous avons été témoins d'une croissance phénoménale de la demande Internet due principalement à l'émergence de nouvelles applications Internet temps réel telles que la vidéo-conférence, la téléphonie IP, le commerce électronique, la diffusion TV HD, les jeux interactifs, etc. Cette croissance de la demande de la bande passante ne cesse à devenir de plus en plus considérable et impressionnante. Même une évaluation conservatrice de la croissance du trafic Internet prévoit encore une augmentation importante pour les années à venir [102] [126]. Tout cela a stimulé automatiquement la nécessité d'accroitre la capacité de la bande passante des réseaux de transport. Afin de faire face à cette nouvelle tendance, les opérateurs ont adopté un déploiement à grande échelle des systèmes de transmission à haut débit comme SDH (Synchronous Digital Hierarchy), WDM (Wavelength Division Multiplexing) et DWDM (Dense WDM).

L'avantage majeur de ces réseaux de transport est qu'ils exploitent une infrastructure en fibre optique. Dans les réseaux SDH, le support de transmission optique est utilisé en mode de multiplexage temporel (TDM) où une seule porteuse (longueur d'onde) est découpée dans le temps en un ensemble de slots permettant le transport des signaux clients. Le débit maximum dans une fibre SDH ne peut pas dépasser 40 Gbps. Cependant dans les réseaux DWDM, la fibre optique est utilisée en mode de multiplexage en longueur d'onde (WDM) où plusieurs porteuses (jusqu'à 80 longueurs d'onde) peuvent opérées simultanément, chacune transportant les signaux des clients en mode TDM. Le débit maximum dans une fibre DWDM peut être de l'ordre de plusieurs Tbps. La Figure 3 illustre comment la bande passante d'une fibre optique est exploitée en modes SDH et WDM/DWDM. Cet écart révolutionnaire en capacité de transmission a incité certains opérateurs à migrer progressivement (vu le coût énorme des équipements tout-optiques) de SDH vers DWDM pour pouvoir accomoder la vague des demandes de haut débit. D'autres opérateurs ont choisi de conserver leur infrastructure SDH, qui répond encore aux besoins de leurs clients en bande passante, sur des parties de leurs réseaux et de faire migrer d'autres parties pour lesquelles la demande était plus élevée. Cette approche économique fait que les deux technologies (SDH et DWDM) peuvent coexister sur les infrastructures optiques de plusieurs opérateurs.

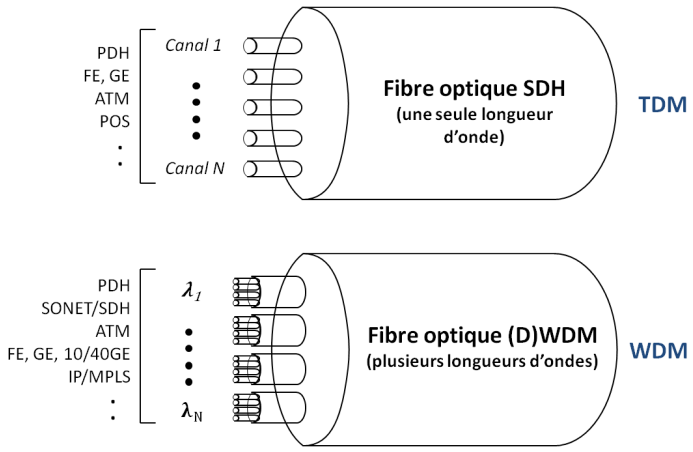


Figure 3: TDM vs WDM.

La convergence technologique vers une plateforme de transport de données unifiée fait que tout le trafic provenant de diverses couches de service (IP/MPLS, Ethernet, DSL, ATM,...) est transporté sur les réseaux optiques grâce aux systèmes de transmission comme SDH et WDM/DWDM. Ce rôle critique des réseaux de transport optiques ainsi que leurs coûts considérables en termes de CAPEX (Capital Expenditure) et d'OPEX (Operational Expenditure) expliquent l'importance cruciale des ressources de transport pour les opérateurs. L'optimisation des réseaux de transport optiques représente ainsi un enjeu économique de premier plan pour les opérateurs en ce qu'elle permet de réduire les coûts d'exploitation des équipements (fibres optiques, cartes de transmission, cartes de brassage, transpondeurs,...). Plus précisément, c'est l'optimisation du routage et de l'allocation de ressources qui intéressent le plus les opérateurs vu qu'elles impactent directement la charge des réseaux de transport et leur rentabilité.

Dans le but de maitriser la charge de leurs réseaux de transport optiques et par conséquent le coût d'exploitation OPEX, les opérateurs cherchent de plus en plus des solutions automatisés pour optimiser le routage et l'allocation des ressources en phase opérationnelle. En général, l'objectif majeur d'un opérateur consiste à assurer un compromis entre une gestion optimale de ses ressources et une minimisation des coûts associés à l'exploitation du réseau. Cet enjeu économique n'est pas seulement limité aux réseaux de transport optiques où le but est de transporter un trafic de type SDH ou WDM/DWDM en ne prenant en considération que les contraintes liées à la couche technologique de transport (SDH ou WDM/DWDM). Il concerne aussi les réseaux multicouches basés sur une couche de transport optique, où le trafic à transporter provient souvent d'une couche cliente (tel que IP/MPLS) et une allocation de ressources doit être définie dans les différentes couches y compris la couche de transport optique. Une telle allocation doit tenir compte d'une hiérarchie de contraintes inhérentes aux différentes couches technologiques. Cet aspect "multicouche" intéresse énormément les opérateurs car il reflète l'un des aspects industriels les plus difficiles à maitriser.

Dans ce contexte économique difficile et très compétitif, ces travaux de thèse ont porté sur l'optimisation du routage et de l'allocation de ressources non seulement dans les réseaux de transport optiques SDH et WDM/DWDM, mais aussi dans les réseaux multicouches qui se basent sur une couche de

transport optique DWDM. L'aspect de reroutage et de réallocation de ressources est également considéré dans le cas des réseaux SDH.

Contributions

Nos contributions portent sur l'ingénierie des réseaux de transport optiques et plus précisément sur le routage (respectivement reroutage) et l'allocation de ressources (respectivement réallocation de ressources). Elles ont pour caractéristique commune de tenir compte des contraintes:

- Technologiques telles que les contraintes de routage dans les réseaux SDH/WDM, les contraintes de transmission et de brassage dans les réseaux SDH, les contraintes d'affectation de longueurs d'ondes dans les réseaux WDM, les contraintes de correspondance ("mapping" en anglais) inter-couches et d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches basés sur une couche de transport optique DWDM, etc.
- Matérielles puisque nous prenons en considération les limitations opérationnelles des équipements (cartes de transmission, cartes de brassage, transpondeurs optiques,...) dans les réseaux de transport optiques.
- Economiques par le développement de modèles économiques réalistes qui permettent de résoudre des problèmes industriels concrets.

Précisons enfin que les modèles et algorithmes développés au cours de cette thèse sont intégrés dans la solution logicielle NEST SDH/DWDM, dont l'ambition est d'être un outil de référence pour l'aide à la décision et l'optimisation des réseaux de transport optiques.

Organisation du mémoire

Comme illustré sur la Figure 4, l'organisation du mémoire est la suivante:

- Le Chapitre 1 présente les principes, le fonctionnement, les évolutions et les limitations des réseaux de transport optiques SDH et WDM/DWDM depuis leur apparition. Un panorama des principaux problèmes auxquels les opérateurs de ces réseaux sont confrontés est ensuite proposé. Nous donnons également un aperçu du fonctionnement des réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN (Optical Transport Network) sur DWDM et nous décrivons l'un des problèmes les plus connus dans ce contexte: le problème d'allocation de ressources multicouches.
- Le Chapitre 2 est consacré aux techniques de résolution des problèmes d'optimisation que nous avons utilisées pour résoudre les problèmes d'ingénierie étudiés dans ce mémoire.
- Le Chapitre 3 traite des problèmes de routage et de reroutage des circuits SDH. Ces problèmes ont longtemps été abordés sans tenir compte des ressources de transmission et de brassage conjointement. Nous proposons, dans un premier temps, une formulation du problème tenant compte d'un

ensemble de contraintes technologiques et matérielles et utilisant des coûts de ressources (transmission et brassage) granulaires. Une méthode exacte et des heuristiques efficaces en temps de calcul sont proposées. Dans un second temps, nous présentons un nouvel algorithme de reroutage de circuits SDH permettant de réduire la fragmentation de bande passante dans un réseau SDH opérationnel. Les résultats obtenus montrent que nos solutions sont efficaces et peuvent amener un gain économique significatif.

- Le Chapitre 4 est consacré à deux problèmes d'ingénierie inhérents aux réseaux de transport optiques WDM (ou DWDM): le problème du design de la topologie logique et le problème du routage et de l'affectation des longueurs d'onde. Pour chacun de ces deux problèmes, nous présentons une formulation linéaire en nombres entiers et proposons une heuristique efficace permettant de fournir des solutions approximatives de bonne qualité. Certaines propriétés intéressantes des algorithmes proposés sont démontrées.

- Le Chapitre 5 est plus prospectif et considère le problème d'allocation des ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Nous décrivons dans ce chapitre une première réflexion pour la modèlisation du problème d'allocation de ressources multicouches qui tient compte d'un ensemble de contraintes matérielles et technologiques et optimise le coût des ressources allouées pour satisfaire le routage des demandes de trafic IP/MPLS.

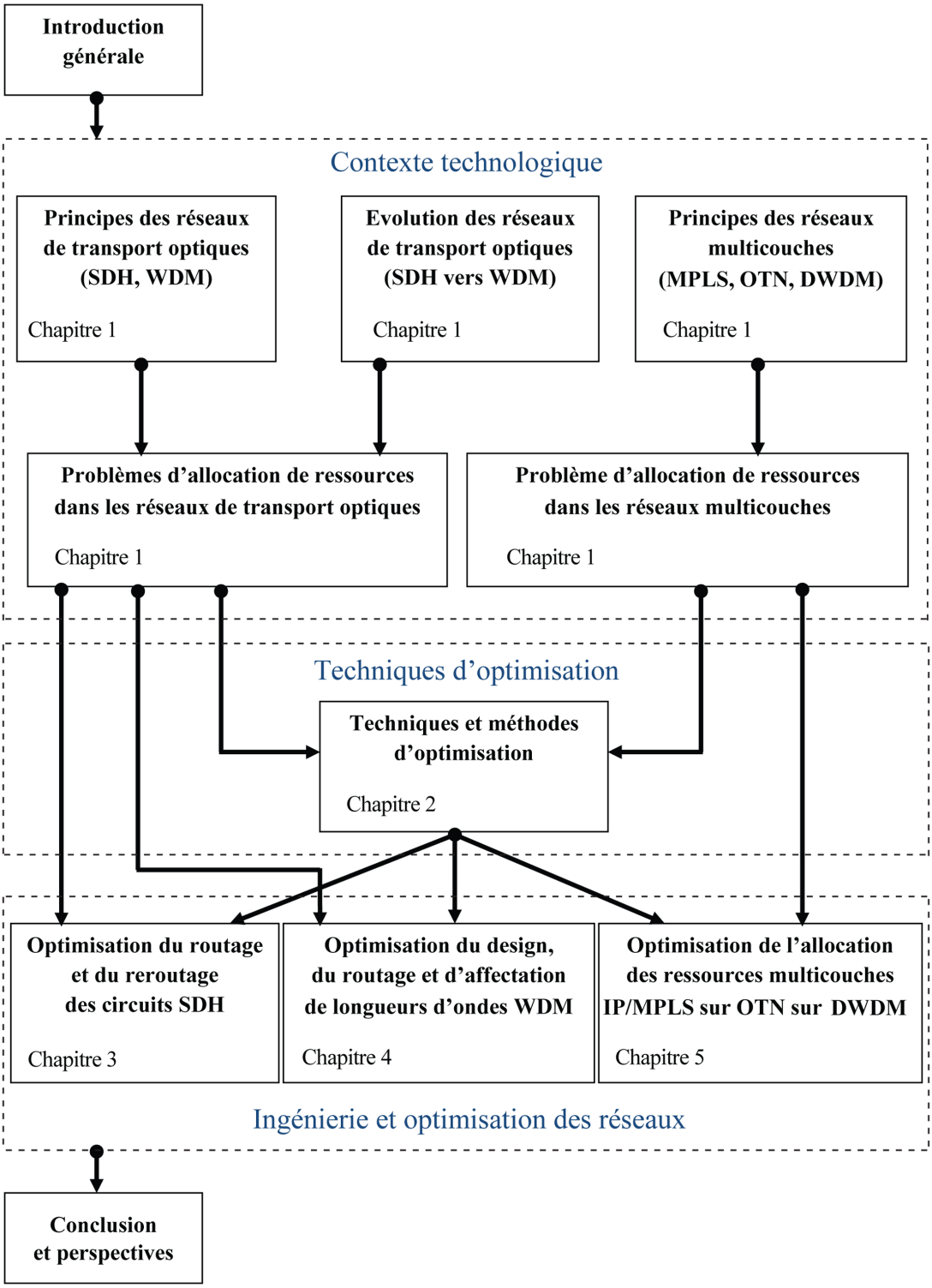


Figure 4: Structure du mémoire.

CHAPITRE 1

Les réseaux de transport optiques: évolutions et problèmatiques

1.1 Introduction

Une des grandes tendances de la fin des années 90 est la demande croissante en bande passante des réseaux d'entreprises et des réseaux d'opérateurs, due principalement aux nouveaux usages liés à Internet (services multimédia, commerce électronique, liaisons privées,...). Cette évolution s'est accompagnée d'une transformation technologique profonde des réseaux de transport afin de pouvoir écouler les volumes de trafic en perpétuelle croissance. En effet, les réseaux de transport ont évolué à travers trois grandes étapes: réseaux asynchrones PDH (Plesiochronous Digital Hierachy), réseaux synchrones SDH (Synchronous Digital Hierachy) et réseaux optiques WDM (Wavelength Division Multiplexing).

La hiérarchie numérique plésiochrone (PDH) [13] est apparue dans les années 70 avec la numérisation des communications téléphoniques. Ses débits de transmissions limitées (ne dépassant pas 140 Mbps), sa structure de multiplexage non flexible et l'apparition de la fibre optique sont autant de facteurs qui expliquent le passage à la hiérarchie numérique synchrone SDH (correspond à SONET aux Etats-Unis) afin de supporter la croissance accrue de demande en bande passante. L'intérêt de SDH [13] réside principalement dans ses capacités de transmission à haut débit grâce à son infrastructure optique, la simplicité de sa structure de multiplexage et la richesse de ses fonctions de gestion et de sécurisation. Tous ses atouts ont fait que la technologie SDH a été déployée, par la plupart des opérateurs, non seulement dans les réseaux cœurs de longues distances mais aussi dans les réseaux interurbains et d'accès. Les réseaux SDH sont à l'origine utilisés pour transporter le trafic propre à l'opérateur (flux IP/MPLS, ATM, Ethernet, xDSL,...), mais ils ont rapidement fait l'objet de services vendus aux entreprises (circuits dédiés, boucles privatives). Cet intérêt économique explique le fait que la technologie SDH est toujours utilisée par les opérateurs et représente une source de revenu supplémentaire pour eux.

Bien que les réseaux SDH s'appuient principalement sur une infrastructure optique, la capacité de transmission de la fibre optique n'est pas totalement exploitée dans SDH. En effet, il est possible de transmettre et recevoir des signaux sur plusieurs longueurs d'onde simultanément grâce à la technique de multiplexage en longueur d'onde WDM (Wavelength Division Multiplexing) [92]. Cette nouvelle technologie augmente la capacité de transmission de manière incrémentale dans la fibre existante (celle de SDH), ce qui permet de réduire les coûts de nouvelles installations et d'exploiter au mieux l'infrastructure existante. Une telle solution économique a stimulé plusieurs opérateurs à migrer progressivement, étant donné le coût important des équipements optiques, de SDH vers DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing) [24]: une évolution de WDM qui permet de mieux exploiter la bande passante de la fibre (nombre de longueurs d'onde très grand).

Les réseaux de transport optiques (SDH et WDM) assurent des fonctions de multiplexage/démultiplexage, transmission, brassage et routage, auxquelles sont associés différents enjeux, problématiques et exigences de recherche. La gestion des ressources dans ces réseaux reste un enjeu majeur pour les opérateurs, vu la rareté de ces ressources et le coût énorme de l'infrastructure optique (coût d'installation ou coût d'extension) [124, 37, 44]. De ce fait, l'optimisation de la mise en place des ressources (phase de conception et de dimensionnement du réseau) et de leur exploitation (phase de planification du réseau) représentent deux axes de recherche qui intéressent fortement les industriels du domaine. Etant donné la taille et la complexité de ces réseaux, la conception de méthodes d'optimisation à la fois efficace en temps calcul et fournissant des solutions de bonne qualité est un véritable challenge.

Deux classes de problèmes peuvent être distinguées dans le cadre de l'optimisation de l'exploitation des ressources (phase de planification) dans les réseaux de transport:

- Les problèmes d'allocation de ressources dans la couche de transport uniquement : parmi ces problèmes nous pouvons citer le problème de routage/reroutage des circuits SDH [3, 93], le problème du design de la topologie logique WDM [79], le problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde WDM [135], etc. Résoudre ces problèmes revient à satisfaire un ensemble de contraintes spécifiques à une seule couche technologique (SDH ou WDM),

- Les problèmes d'allocation de ressources dans plusieurs couches technologiques y compris la couche de transport: parmi ces problèmes nous pouvons citer le problème de provisionnement/allocation de ressources dans les réseaux multicouches de type IP/MPLS sur OTN (Optical Transport Network) sur DWDM [67]. Ce type de problèmes prend en considération plusieurs niveaux de contraintes liées aux différentes couches technologiques (IP/MPLS, OTN, DWDM) et à leurs interactions (IP/MPLS-OTN, OTN-DWDM).

Dans ce chapitre, nous proposons d'abord un aperçu technologique sur les réseaux SDH et WDM. Nous nous intéressons également aux problèmes d'allocation de ressources auxquels les opérateurs doivent faire face pour renforcer l'aptitude de leurs réseaux à répondre aux futurs demandes et éviter des coûts supplémentaires d'extension de capacités. Nous décrivons ensuite l'aspect multicouche en traitant le cas des réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM et nous nous focalisons plus particulièrement sur le problème d'allocation de ressources multicouches dans ces réseaux.

1.2 La technologie SDH

La hiérarchie numérique synchrone SDH représente un standard international pour les télécommunications à haut débit dans les réseaux optiques de transmission. Cette technologie permet le transport des signaux numériques transmis avec des débits variables. Basée sur la technique de multiplexage temporel TDM (Time Division Multiplexing), SDH est conçue pour gérer les communications en mode circuit de bout en bout et est utilisée pour transporter des flux IP/MPLS, ATM, DSL, Ethernet, PDH, etc.

1.2.1 Description d'un réseau SDH

La technologie SDH peut être déployée dans les différents niveaux de réseaux de transport: les réseaux d'accès qui représentent un point d'entrée pour le trafic usager, les réseaux métropolitains qui interconnectent des réseaux d'accès et assurent le transport de trafic à l'échelle des régions, et les réseaux de cœur qui s'occupent de l'agrégation et l'acheminement des données à grande échelle. La plupart de ces réseaux de transport SDH (accès, métropolitains et coeur) se basent principalement sur une infrastructure à fibres optiques, permettant des capacités de transmission importantes de l'ordre de dizaines de Gbps.

Une architecture typique d'un réseau SDH pour de nombreux opérateurs est illustrée dans la Figure 1.1. En général, un réseau SDH est constitué d'un ensemble de noeuds interconnectés par des liaisons de fibres optiques selon des topologies en anneaux, maillés, en étoile ou même en bus. Cependant, la topologie en anneaux reste la plus déployée étant donné qu'elle permet de sécuriser le transport du trafic à un coût plus raisonnable que les autres solutions. Les différentes entités d'un réseau SDH sont décrites dans ce qui suit.

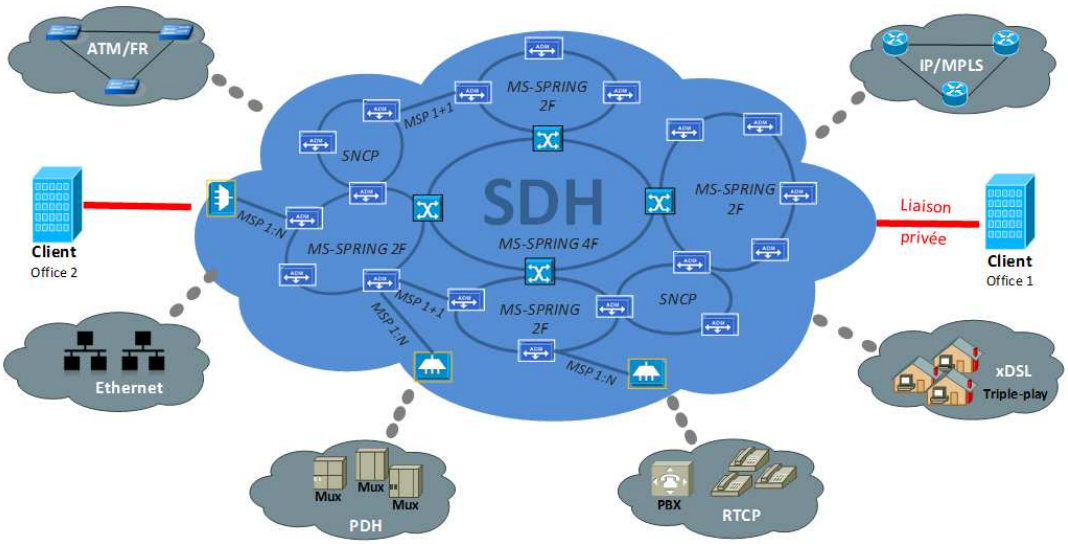


Figure 1.1: Vue générale d'un réseau de transport SDH.

1.2.1.1 Les noeuds

La hiérarchie numérique synchrone SDH définit trois types de noeuds:

- Multiplexeurs terminaux (Terminal Multiplexer ou TM): ils permettent l'adaptation et le multiplexage des affluents des différents clients pour constituer les trames SDH. Ils assurent également l'opération inverse. Ces multiplexeurs sont situés à l'entrée des réseaux SDH,
- Multiplexeurs à insertion/extraction (Add Drop Multiplexer ou ADM): ils sont principalement utilisés pour la construction des anneaux SDH où ils assurent le transfert des données entre l'Est et l'Ouest tout en autorisant l'extraction et/ou l'insertion des affluents multi-services assemblés dans les trames SDH. Le basculement des affluents entre les deux lignes de l'anneau (Est et Ouest) se fait à travers des cartes de brassage, tandis que la transmission dans les fibres se fait grâce aux cartes de transmission installées dans les ADMs. Les noeuds ADM sont déployés principalement dans les réseaux d'accès et métropolitains,
- Brasseurs numériques (Digital Cross Connect ou DXC): ils permettent de réarranger les affluents dans les trames SDH. Grâce aux cartes de brassage, les DXCs peuvent commuter les affluents entre des lignes d'entrée et des lignes de sorties. Les DXCs sont principalement utilisés dans les réseaux coeur SDH.

1.2.1.2 Les liens

Les liens SDH représentent les supports physiques reliant les nœuds du réseau. Il s'agit, dans la plupart des cas, de fibres optiques sur lesquelles les trames SDH sont transmises. La capacité d'une fibre SDH est déterminée par le débit de la trame transmise sur cette fibre. Dans les topologies maillées ou point à point, les liens qui transportent le trafic "normal" (appelé aussi trafic "working") peuvent être protégé par d'autres liens, appelés liens de protection. Ce type de protection est connu sous le nom de protection linéaire de section de multiplexage (Linear MSP). Plusieurs configurations sont possibles tel que MSP 1+1, MSP 1:1 et MSP 1:N [141].

1.2.1.3 Les anneaux

Les anneaux représentent la structure la plus déployée dans la pratique. Grâce aux mécanismes d'autocicatrisation définis par SDH, les anneaux assurent un transport de données complètement sécurisé contre les pannes des nœuds ou la coupure des fibres. Les circuits défaillants peuvent ainsi se rétablir rapidement en utilisant des fibres de protection qui procurent des capacités de réserve (secours). Les mécanismes de protection les plus connus sont SNCP (SubNetwork Connection Protection) et MS-SPRING (Multiplex Section-Shared Protection RING) qui s'appliquent respectivement sur des anneaux unidirectionnels à deux fibres (pour le cas de SNCP) et bidirectionnels à deux ou quatre fibres (pour le cas de MS-SPRING). Une description plus détaillée de ses mécanismes est disponible dans [141].

Nous signalons que dans ce travail nous ne prenons pas en considération les capacités de protection dédiées pour le rétablissement des circuits en cas de panne. Nous ne considérons que les capacités dédiées pour le transport du trafic "normal".

1.2.2 Structure de multiplexage

La structure de multiplexage dans la hiérarchie numérique synchrone s'articule autour d'une trame de base: le signal STM-1 (Synchronous Transfer Module d'ordre 1). A partir du STM-1, la norme SDH prévoit la construction des trames de niveau N (STM-N) ayant des débits supérieurs. Ses débits sont illustrés dans la Figure 1.2 et représentent les débits permis (capacités standardisés) sur les liens SDH.

La Figure 1.2 montre une vue simplifiée de la structure de multiplexage de la norme SDH. Les affluents sont d'abord mappés dans des zones contiguës appelées conteneurs C (Container). Chaque conteneur est identifié par son débit maximum admissible (2, 34, 140 Mbps). Ces conteneurs sont incorporés dans des conteneurs virtuels VC (Virtual Container) pourvus d'une zone d'octets de service appelée surdébit de gestion. Les conteneurs virtuels VC flottent dans des blocs d'unités d'affluents TU (Tributary Unit). La position des VC dans les TU est donnée par un pointeur placé dans les TU. Les TU sont multiplexés octet par octet dans les zones appelées groupe d'unités d'affluents TUG (Tributary Unit Group). Un TUG peut être aussi multiplexé dans un TUG supérieur (TUG-2 dans TUG-3). Les TUG sont à leur tour groupés dans un conteneur virtuel, dit d'ordre supérieur HO (High Order), VC-4. Ces conteneurs virtuels HO flottent dans des zones d'unités administratives AU (Administrative unit). Les unités administratives AU sont ensuite multiplexés dans un groupe d'unités administratives AUG (Administrative Unit Group). Chaque AUG comporte les informations de justification et d'alignement pour chaque VC qu'il contient. Ces informations (identification, alignement et justification des VC) sont disposées à un emplacement connu dans le surdébit de gestion de la trame STM.

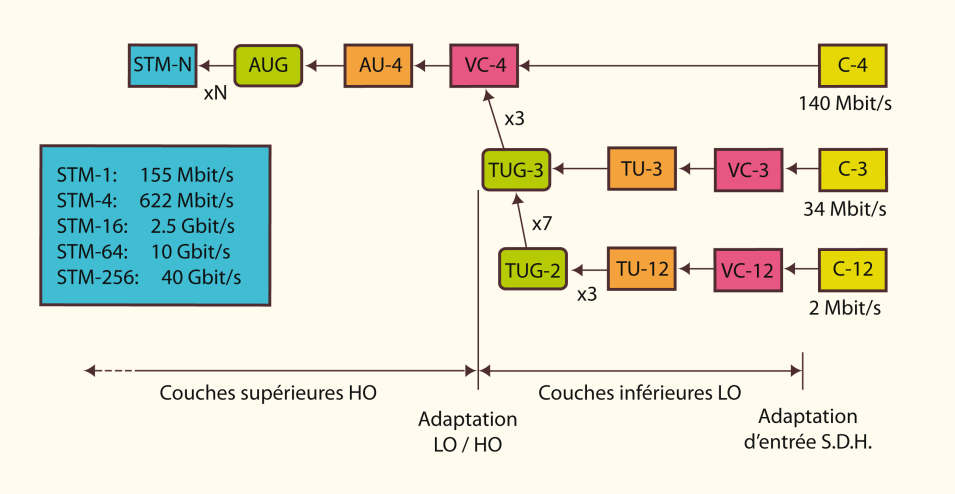


Figure 1.2: Structure de multiplexage SDH.

L'objectif du multiplexage dans SDH consiste à regrouper les flux de données provenant des affluents multi-services (IP/MPLS, ATM, Ethernet, PDH,...) dans des modules de transport STM avant leurs transmissions dans le réseau. Le multiplexage se fait en deux niveaux. Un premier niveau d'ordre inférieur LO (Low Order) suivi d'un deuxième niveau d'ordre supérieur HO (High Order). D'abord, les

VC d'ordre inférieur (VC-12 et VC-3) sont multiplexés pour former un VC d'ordre supérieur (VC-4). Ensuite, les VC d'ordre supérieur sont multiplexées pour former la trame STM. Ces VC (LO et HO) représentent les entités de transport gérés dans un réseau SDH. La technique de pointeur permet de localiser ces entités dans les trames lors de leur acheminement dans le réseau.

1.2.3 Notion de circuit VC-n

Etant donné que les VC sont les entités gérés dans un réseau SDH, la hiérarchie numérique synchrone leur associe une entité significative de gestion: c'est le conduit. En effet, un conteneur virtuel VC-n est obtenu en rajoutant un surdébit de conduit (POH pour Path OverHead) au conteneur C-n qui encapsule le trafic affluent. Ce POH permet de garder une trace du VC-n dans le réseau depuis son établissement (source) jusqu'à sa décapsulation (destination). Nous appelons ainsi circuit VC-n un conduit de bout en bout dont l'entité transportée est un conteneur virtuel VC-n. La Figure 1.3 montre un exemple de circuit (conduit) VC-n traversant deux anneaux SDH. L'établissement d'un tel circuit dans le réseau nécessite deux types de ressources:

- Ressources de transmission: elles représentent les entités de transport VC-n dans les trames STM transmises sur les fibres du réseau. Dans chaque fibre traversée, le circuit VC-n occupe une entité de transport de type VC-n,
- Ressources de brassage: elles représentent les ports de brassage (commutation) au niveau des noeuds du réseau. Dans chaque noeud traversé, le circuit VC-n est commuté entre un multiplex d'entrée (port STM d'entrée) et un multiplex de sortie (port STM de sortie), occupant ainsi des ports de brassage dans la matrice de brassage du noeud.

Ces deux types de ressources seront décrits en détail dans les sections suivantes.

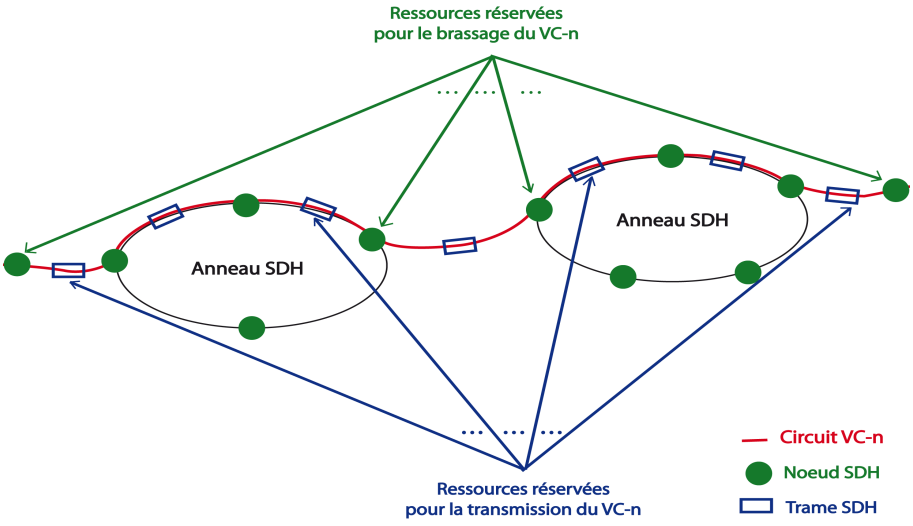


Figure 1.3: Exemple d'un circuit VC-n.

1.2.4 Les ressources de transmission

La structure de multiplexage dans les réseaux SDH, précédemment expliquée, prévoit un accès aisé aux affluents de débits différents provenant des couches supérieures (IP/MPLS, Ethernet, ATM, PDH,...). Ces affluents sont transportés dans des entités VC-n granulaires en fonction de leurs débits. A titre d'exemple, un affluent PDH à 2 Mbps est d'abord encapsulé dans un conteneur C-12 qui est mappé dans un conteneur virtuel VC-12. Le VC-12 est localisé ensuite dans une trame STM grâce au pointeur qui indique l'adresse relative du VC-12 par rapport au début de la trame. La trame STM se charge enfin du transport de l'affluent dans le réseau SDH. Cette structure facilite considérablement la gestion (insertion, extraction, brassage) des VC-n, et donc des affluents, dans le réseau.

La structure de multiplexage est organisée hiérarchiquement en modules de transport ou trames STM (Synchronous Transport Module). La trame de base STM-1 est basée sur un canal de transmission permettant un débit de $155,52$ Mbps. Chaque canal de transmission peut être structuré à partir de plusieurs combinaisons de ressources VC-n d'ordre supérieur et inférieur comme l'illustre la Figure 1.4:

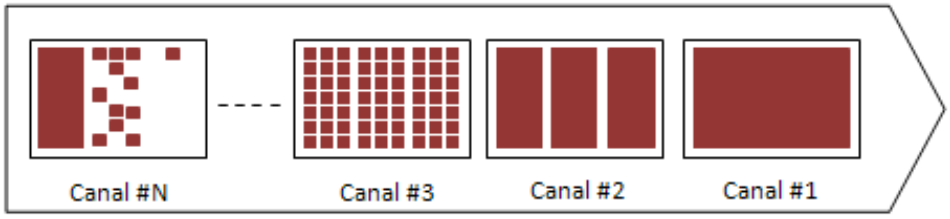


Figure 1.4: Structure granulaire d'une trame STM-N.

- Un canal de transmission mappé en VC-4 contient une seule ressource de transmission VC-4 ($150,336$ Mbps),
- Un canal de transmission mappé en VC-3 comporte trois ressources de transmission VC-3 ($3 * 48,960$ Mbps),
- Un canal de transmission mappé en VC-12 englobe 63 ressources de transmission VC-12 ($63 * 2,304$ Mbps),
- Un canal de transmission peut être mappé en VC-3 et VC-12 conjointement, comme le cas du canal N dans la Figure 1.4.

Lors du routage (placement) d'un circuit, que ce soit VC-4, VC-3 ou VC-12, il est intéressant de chercher à minimiser le nombre de ressources de transmission utilisées. Mais il faut aussi faire attention à la fragmentation de la bande passante comme c'est le cas dans le canal N illustré dans la Figure 1.4. A cause d'une mauvaise attribution antérieure des ressources, ce canal ne peut plus accueillir une nouvelle demande de circuit VC-3 bien qu'il y ait une capacité suffisante. Pour éviter cela, il faut optimiser

l'allocation des ressources de transmission lors du routage afin d'éviter la fragmentation de la bande passante et donc renforcer l'aptitude de réseau à accueillir des futures demandes de circuits. Dans ce mémoire, nous étudierons ce type de problème.

1.2.5 Les ressources de brassage

Outre la fonction de transmission assurée via les interfaces des fibres, les noeuds SDH (ADM et DXC) garantissent des fonctions de brassage d'ordre supérieur (brassage de VC-4) et d'ordre inférieur (brassage de VC-3 et VC-12). Le brassage permet de réarranger les affluents dans des trames STM-N, et commuter (i.e. brasser) des VC dans des multiplex d'entrée avec des VC dans des multiplex de sortie. Chaque noeud de type ADM ou DXC possède une capacité de brassage sous forme de ports de terminaison de VC-n, appelés aussi ports de brassage VC-n. Cette capacité est procurée par la/les carte(s) de brassage installée(s) dans le châssis du noeud SDH. Il existe deux niveaux de ressources de brassage:

- Les ressources de brassage d'ordre supérieur HO (High Order) représentant les ports de brassage VC-4. Les ports VC-4 peuvent aussi être mappés en VC-3 et utilisés pour brasser des circuits d'ordre inférieur VC-3,
- Les ressources de brassage d'ordre inférieur LO (Low Order) représentant les ports de brassage VC-3 et VC-12. Les ports VC-3 peuvent de même être mappés en VC-12 et utilisés pour brasser des circuits VC-12.

La Figure 1.5 illustre l'organisation des différents niveaux de ports VC-n dans une carte de brassage, caractérisée par une matrice de brassage.

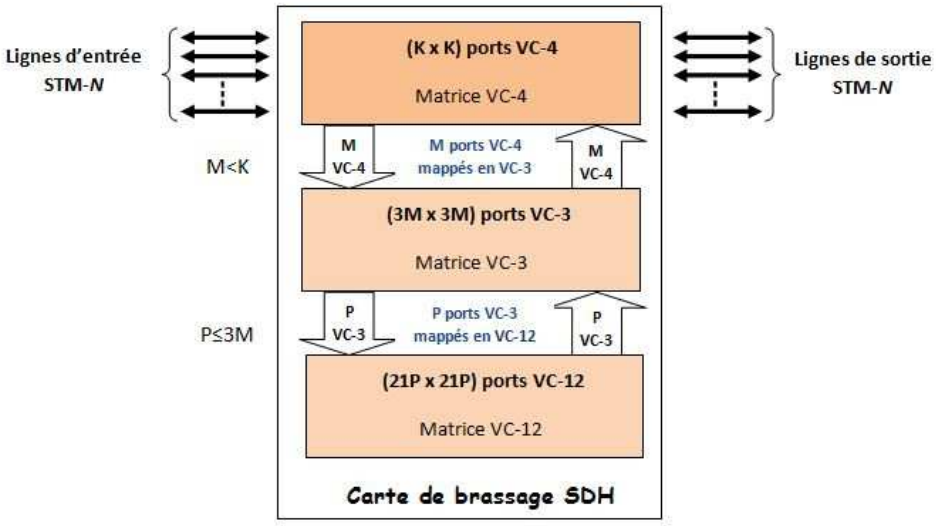


Figure 1.5: Structure hiérarchique des ressources de brassage.

Le routage (placement) d'un circuit VC-n requiert des ressources de brassage au niveau des noeuds traversés, y compris les nœuds d'extrémités. A titre d'exemple, brasser un VC-12 dans un noeud nécessite des ports de terminaison au niveau VC-12, ainsi que des ports de terminaison aux niveaux supérieurs VC-3 et VC-4. Tout d'abord, le VC-12, provenant d'un multiplex d'entrée STM, entre par un port de terminaison VC-4. Il occupe partiellement le port VC-4 ($\frac{1}{63}$ de sa capacité) vu que 62 autres VC-12 peuvent être accueillis par le même port. Ensuite, le VC-12 passe au niveau inférieur LO de la carte de brassage (niveau VC-3) dans lequel il consomme le $\frac{1}{21}$ d'un port de terminaison d'entrée VC-3. Ce port peut accueillir 20 autres circuits VC-12. Le VC-12 pénètre finalement dans le dernier niveau LO à travers un port de terminaison d'entrée VC-12, et est commuté vers un port de terminaison de sortie VC-12. Le VC-12 est enfin dirigé vers un port de terminaison de sortie VC-3, puis vers le niveau HO où il sort par un port de terminaison VC-4 et prend sa place dans un multiplex de sortie STM. La Figure 1.6 illustre cet exemple de brassage de circuit VC-12. Les ressources occupés au final sont 2 ports de terminaison VC-12, $2*\frac{1}{21}$ ports de terminaison VC-3 et $2*\frac{1}{63}$ ports de terminaison VC-4.

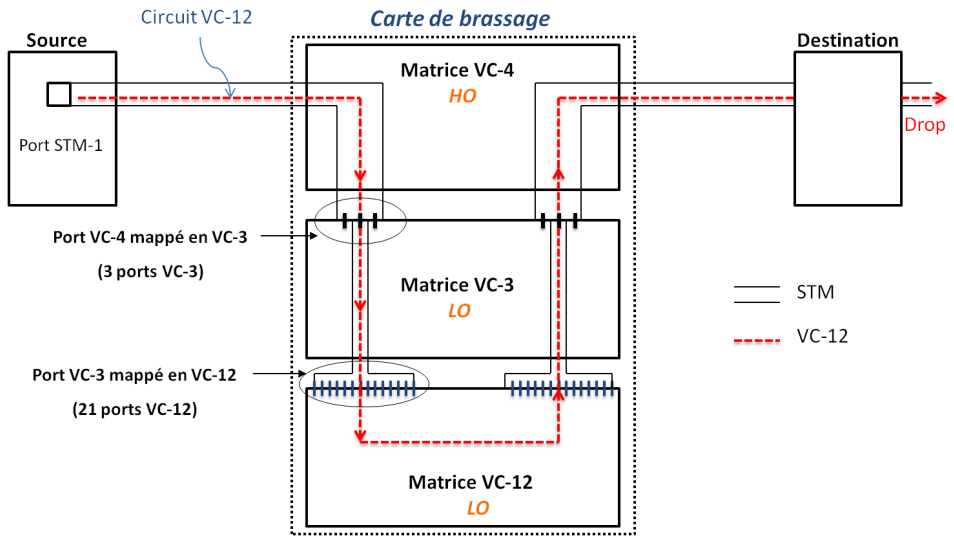


Figure 1.6: Exemple de brassage d'un circuit VC-12 dans un noeud intermédiaire.

Comme nous l'avons précisé précédemment, le brassage des circuits VC-n est assuré par les cartes de brassage installées dans les noeuds SDH (DXC ou ADM). Le coût de ces cartes est important et les ressources de brassage sont considérées comme critiques dans les réseaux SDH opérationnels. A titre d'exemple, le coût d'achat d'une carte de brassage Cisco de type 15454-XC-VXC-10G [23], ayant une capacité de 10 Gbps seulement, peut atteindre 6500 dollars [97] (hors coût d'installation/configuration et coût de maintenance). Pour les opérateurs gérant des réseaux nationaux composés de plusieurs dizaines de noeuds, ce coût d'investissement devient très important, sachant que pour chaque carte de brassage actif, dite "working", est généralement associé une deuxième carte de brassage, dite de protection. Il est alors intéressant de prendre en compte la rareté de ces ressources de brassage lors du routage des circuits. Dans ce mémoire, nous considérerons cet aspect lors de l'étude du problème de routage des circuits SDH.

1.3 La technologie WDM

Les réseaux de transport optiques sont composés de nœuds interconnectés par des fibres optiques. Les nœuds assurent les fonctionnalités de multiplexage/démultiplexage, émission, réception et brassage des flux de trafic. Les fibres optiques permettent le transport des flux entre les noeuds d'interconnexion sous forme d'un signal optique. Les réseaux SDH n'envoient qu'un seul canal optique, transportant la trame STM-N, sur chaque fibre. Cela oblige parfois à multiplier les fibres entre deux noeuds pour obtenir la capacité nécessaire au transport de nouvelles demandes.

Le progrès technologique a permis l'émergence de la technique de multiplexage en longueur d'onde (Wavelength Division Multiplexing ou WDM), qui permet de combiner plusieurs canaux sur le même signal optique, chaque canal utilisant une longueur d'onde différente. La bande passante disponible dans une fibre peut être alors considérablement étendue: chaque longueur d'onde permet un débit de plusieurs Gbps et des dizaines de longueurs d'onde sont utilisables. Cette évolution permet d'exploiter une plus large bande passante de la fibre optique que celle qu'utilise un seul émetteur optique dans le cas de SDH.

1.3.1 Principe de multiplexage en longueur d'onde

Le multiplexage en longueur d'onde consiste à juxtaposer plusieurs signaux de longueurs d'onde différentes sur la même fibre optique. Afin de mettre en œuvre cette technique, un système WDM utilise deux terminaux interconnectés par une liaison optique. Le premier terminal est un multiplexeur et le second terminal est un démultiplexeur. La Figure 1.7 illustre le modèle d'une liaison WDM entre deux terminaux.

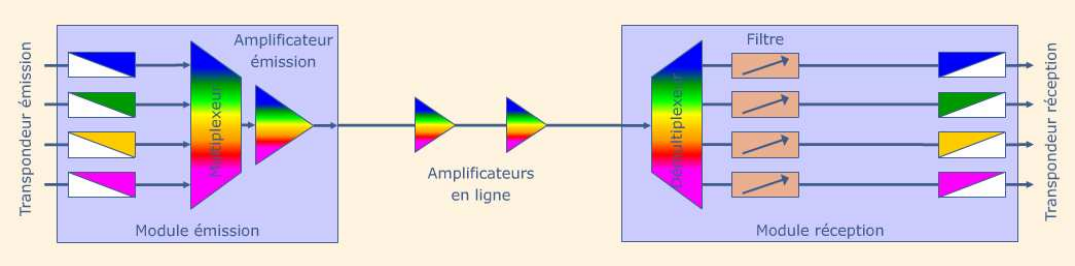


Figure 1.7: Modèle d'une liaison WDM.

Le multiplexeur a un double rôle. Il s'agit d'abord de changer les longueurs d'onde des signaux entrants en utilisant des transpondeurs, et ensuite les multiplexer sur un seul support physique. Lorsque des signaux clients arrivent au niveau du multiplexeur, il est possible qu'ils aient la même longueur d'onde, même s'ils proviennent d'émetteurs différents (c'est le cas de SDH où tous les signaux sont envoyés sur une seule longueur d'onde de 1300 nm ou 1550 nm). Etant donné qu'il est inacceptable de transmettre deux fois la même longueur d'onde sur un même lien optique au risque d'interférence, c'est le transpondeur qui se charge du changement des longueurs d'onde. Les transpondeurs constituent les interfaces d'émission et de réception des signaux optiques dans un système WDM. Leur fonction consiste à transformer un signal client (SDH, PDH, Ethernet,...) en un signal optique associé à une longueur

d'onde WDM. Une fois les signaux optiques définis, ils seront multiplexés sur un signal WDM qui est transmis sur le support physique. Ce signal peut subir des amplifications et régénérations pour faire face aux atténuations possibles tout au long de la liaison optique.

A la réception, le démultiplexeur agit comme plusieurs filtres dans des zones de longueurs d'onde données. En connaissant les longueurs d'onde circulant dans le support optique, le démultiplexeur peut donc retrouver l'intégralité des signaux qui ont été multiplexés au départ. Des transformations de longueurs d'onde sont ainsi réalisées, grâce aux transpondeurs, pour récupérer les signaux clients originaux (signaux SDH par exemple).

L'avantage du multiplexage en longueur d'onde est qu'il n'est pas dépendant de la vitesse limitée des équipements électroniques. Par contre, le nombre de longueurs d'onde qu'une fibre peut transporter est borné même s'il a augmenté avec l'apparition des systèmes DWDM (jusqu'à 80 longueurs d'onde) et UDWDM (jusqu'à 160 longueurs d'onde).

Nous signalons aussi qu'en théorie, une fibre peut être parcourue par un signal dans les deux sens. Cependant, les fibres déployées en pratique sont généralement unidirectionnelles pour des raisons technologiques au niveau des noeuds WDM.

1.3.2 Les composants d'un réseau WDM

Comme dans les réseaux SDH, la technologie WDM définit trois types de nœuds optiques qui peuvent être déployés dans un réseau de transport optique:

- Les multiplexeurs terminaux optiques (Optical Terminal Multiplexer ou OTM): ce sont les équipements de base pour la conception d'un système WDM. Installés aux extrémités des fibres optiques, ils permettent de rassembler/dissocier les différentes longueurs d'onde. Les OTMs sont utilisés à l'entrée du réseau WDM où ils assurent l'accès pour les signaux provenant des autres réseaux clients tel que SDH, Ethernet, IP/MPLS, DSL, etc,

- Les multiplexeurs à insertion/extraction optique (Optical Add Drop Multiplexer ou OADM): ces équipements sont utilisés pour insérer (à l'origine) et extraire (à la destination) une ou plusieurs longueurs d'onde sur une liaison WDM acheminant une pluralité de canaux optiques ayant des longueurs d'onde différentes. Les OADMs sont principalement conçus pour la construction d'anneaux et sont utilisés dans les réseaux d'accès et métropolitains,

- Les brasseurs optiques (Optical Cross Connect ou OXC) : ces équipements assurent la fonction de brassage dans les réseaux optiques WDM. Lorsque dans un noeud les longueurs d'onde provenant d'une fibre sont démultiplexées, l'OXC permet de remplacer une ou plusieurs de ces longueurs d'onde par d'autres, issues d'une autre fibre, avant de les multiplexer vers une fibre sortante du noeud. Nous parlons alors de brassage de longueurs d'onde puisqu'à partir de plusieurs canaux optiques (longueurs d'onde) entrants dans le noeud, nous pouvons échanger ces canaux pour une nouvelle répartition de sortie. Les OXCs sont utilisés principalement dans les réseaux coeur WDM.

Les noeuds WDM peut être déployés dans les réseaux de transport optiques selon plusieurs topologies. En pratique, la topologie maillée est surtout utilisé pour les réseaux de coeur étant donné qu'elle garantit une meilleure stabilité du réseau en cas de panne des noeuds. La topologie en anneaux est principalement utilisée dans les réseaux métropolitains et d'accès. Similairement à SDH, la technologie WDM définit des mécanismes d'autocicatrisation d'anneaux tels que OCh-DPRING (Optical Channel-Dedicated Protection Ring) et OMS-SPRING (Optical Multiplex Section-Shared Protection Ring) [88], qui assurent un rétablissement rapide des longueurs d'onde défaillantes en cas de pannes.

1.3.3 Notion de circuit optique

Comme les réseaux SDH, les réseaux WDM sont en mode connecté. Lorsqu'une connexion doit s'établir entre une source et une destination, un chemin à travers le réseau doit être assigné à cette connexion. Ce chemin est appelé circuit optique et est connu sous l'appellation anglaise "lightpath". Le circuit optique est identifié par une suite de fibres allant de la source à la destination. Ce circuit est parfaitement déterminé si la longueur d'onde utilisée sur chacune des fibres traversées est connue. Cet ensemble de données constitue le routage du circuit optique. Cependant, l'affectation de longueurs d'onde doit satisfaire une contrainte forte : deux circuits utilisant la même fibre ne doivent pas utiliser la même longueur d'onde. Chaque circuit optique doit avoir une longueur d'onde différente de celle de l'autre circuit. La Figure 1.8 montre un exemple de plan de routage de circuits optiques dans un réseau WDM.

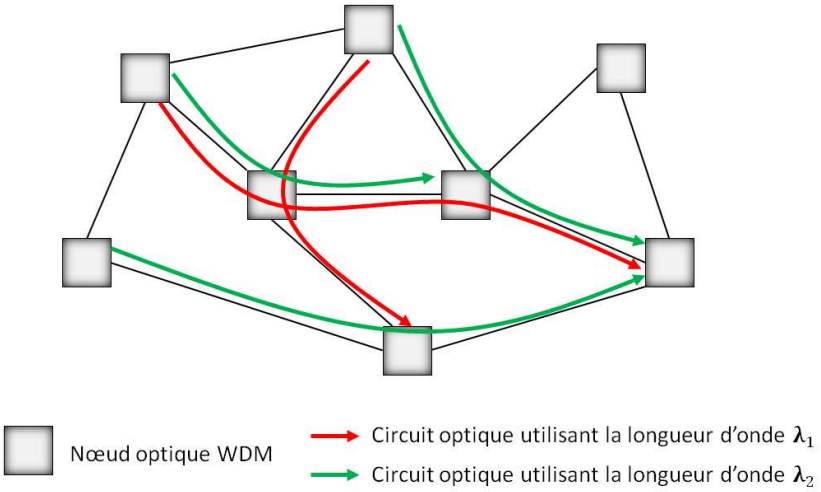


Figure 1.8: Exemple de circuits optiques dans un réseau WDM.

Certains noeuds WDM permettent la conversion en longueur d'onde et donc permettent à un circuit optique qui rentre dans le nœud avec une certaine longueur d'onde d'en sortir avec une autre. Deux catégories de conversion en longueur d'onde peuvent être distinguées: (1) la conversion optoélectronique qui consiste à traduire le signal optique en signal électrique puis le réémettre optiquement sur une deuxième longueur d'onde. Bien que le coût des convertisseurs optoélectroniques est important [17,

134], ils engendrent souvent des déformations de l'information transmise, qui peuvent être corrigées par une régénération électronique du signal (coût supplémentaire), et (2) la conversion tout-optique qui fait appel au mécanisme de conversion par commutation dans le domaine optique sans aucun traitement électronique du signal. Les convertisseurs tout-optique sont généralement moins coûteux que les convertisseurs optoélectroniques mais aussi moins performants et peu utilisés dans la pratique [134].

Dans ce mémoire, nous étudierons le problème de routage des circuits optiques où aucune conversion de longueurs d'onde n'est autorisée, c'est-à-dire qu'à un circuit optique est affecté une seule longueur d'onde tout au long du chemin emprunté.

1.3.4 Les systèmes WDM

Il existe plusieurs systèmes WDM. Ils adoptent tous le même principe mais se différencient uniquement par le nombre de canaux (longueurs d'onde) utilisables dans une fibre. Le multiplexage WDM est caractérisé par l'intervalle minimum entre deux longueurs d'onde accessibles. Cet intervalle est exprimé en nanomètres (nm) ou en Gigahertz (GHz). Si cet intervalle est inférieur ou égal à $0,8$ nm (soit 100 GHz), nous parlons alors de multiplexage DWDM (Dense WDM). Des expérimentations ont même été effectuées avec des intervalles de $0{,}4$ et $0,2$ nm où 160 canaux peuvent être utilisables dans une fibre. Dans ce cas, nous parlons de multiplexage UDWDM (Ultra Dense WDM). La Figure 1.9 illustre les différents systèmes WDM en fonction de l'espacement.

Espacement	Nombre de canaux
1000 GHz ($\Delta\lambda = 8$ nm)	4
400 GHz ($\Delta\lambda = 3{,}2$ nm)	8
200 GHz ($\Delta\lambda = 1{,}6$ nm)	16
100 GHz ($\Delta\lambda = 0{,}8$ nm)	32
50 GHz ($\Delta\lambda = 0{,}4$ nm)	80
25 GHz ($\Delta\lambda = 0{,}2$ nm)	160

WDM (Wavelength Division Multiplexing)

DWDM (Dense WDM)

UDWDM (Ultra Dense WDM)

Figure 1.9: Les systèmes WDM.

Il existe une autre forme de multiplexage WDM, moins performante, connue sous l'appellation CWDM (Coarse WDM qui signifie WDM grossier) [5]. Dix-huit canaux au maximum sont utilisables, mais en pratique les équipements émettent sur quatre, huit ou seize canaux.

1.3.5 Topologie logique et topologie physique

Le routage des demandes de connexions (requêtes) dans les réseaux WDM se fait généralement en deux niveaux:

- Dans un premier niveau, une requête est associée à un ou une suite de circuits optiques dans le(s) quel(s) elle peut être groupée avec d'autres requêtes. S'il n'existe pas des circuits optiques disponibles qui permettent de transporter la requête, un ou plusieurs nouveaux circuits optiques

peuvent être établis. Cependant, l'établissement d'un circuit optique nécessite un transpondeur à la source et un autre à la destination, les deux opèrent sur la même longueur d'onde. L'ensemble de circuits optiques configurés dans le réseau WDM forme une topologie logique où chaque circuit optique doit être identifié par une longueur d'onde. En d'autres termes, la topologie logique est constituée d'un ensemble de noeuds correspondant aux nœuds du réseau WDM et un ensemble d'arcs représentant les circuits optiques établis dans le réseau.

- Dans un second niveau, les circuits optiques utilisés pour le transport des requêtes sont projetés sur la topologie physique du réseau, où les noeuds correspondent aux nœuds du réseau WDM et les arcs correspondent aux fibres optiques installés entre les noeuds. Cette projection permet d'associer à chaque circuit optique une route physique et une longueur d'onde.

La Figure 1.10 montre un exemple de routage d'une requête dans un réseau WDM. Le chemin dans le graphe logique permet de définir le routage "logique" de la requête en précisant le circuit optique emprunté, cependant le chemin dans le graphe physique permet de définir le routage "physique" du circuit optique, c'est-à-dire l'ensemble des fibres optiques traversées entre la source et la destination. Dans cet exemple de routage, la requête en question est transportée par un seul circuit optique direct entre la source et la destination sans subir aucun traitement électrique sur le chemin. Dans d'autres cas, une requête peut être transportée par deux (ou plus) circuits optiques successifs entre la source et la destination, où une conversion optique/électrique/optique peut être effectuée au niveau du nœud intermédiaire. Cette conversion permet à d'autres requêtes, commençant à ce nœud, de partager le second circuit optique avec les requêtes qui sont déjà transportées. Cela fait partie de la technique dite de groupage (grooming en anglais). Le groupage dans ce cas permet de rassembler sur un même circuit optique (c.à.d. une même longueur d'onde) des requêtes ayant des noeuds source et destination différents (ou identiques) tant que la capacité de transport de la longueur d'onde n'est pas dépassée.

1.4 Les problèmes d'allocation de ressources dans les réseaux de transport optiques

Avec l'évolution des technologies de transport (SDH, WDM, DWDM,...), l'ingénierie des réseaux de transport optiques devient un domaine de plus en plus ouvert sur divers problèmes de performance. La classe des problèmes d'ingénierie concerne principalement les problèmes d'attribution efficace des ressources existantes aux demandes en trafic. Ces problèmes sont appelés problèmes d'allocation de ressources. Les demandes en trafic (circuit VC-n, circuit optique,...) sont connues et le réseau de transport est installé mais les ressources doivent être affectées aux demandes selon une configuration donnée. Parmi toutes les configurations possibles, le but est de chercher celle qui maximise l'efficacité d'utilisation des ressources (entités de transport VC-n, ports de brassage VC-n, longueurs d'onde, etc). Dans cette section, nous donnons un aperçu sur les principaux types de problèmes d'allocation de ressources dans les réseaux de transport optiques.

1.4.1 Le routage

Le routage du trafic dans un réseau de transport (SDH ou WDM) est le problème le plus simple à identifier. Le problème consiste à allouer de manière optimale à chaque demande en trafic un ensemble de

ressources pour son transport dans le réseau.

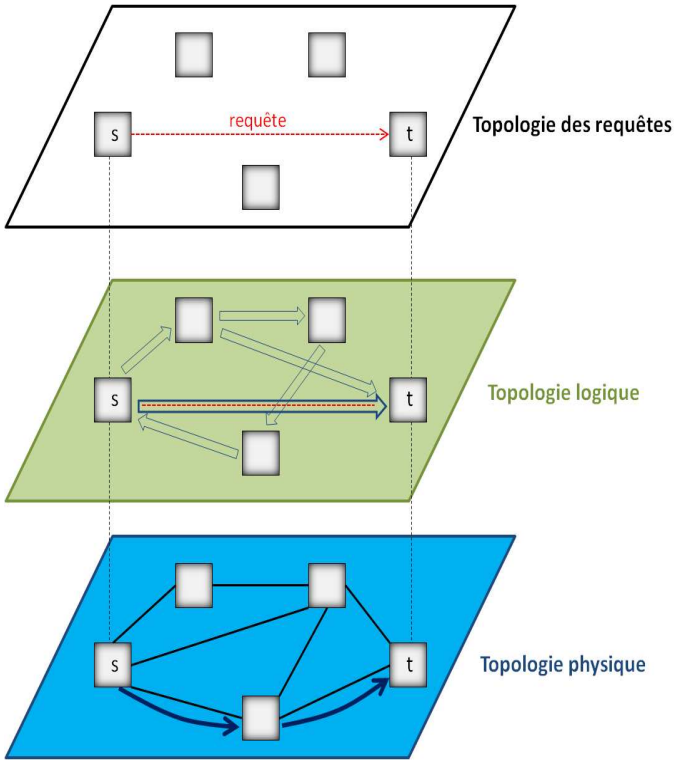


Figure 1.10: Topologie logique et topologie physique d'un réseau WDM.

Dans le cas de SDH, router une demande de circuit consiste à trouver une succession de liaisons SDH (fibres) sur lesquelles nous allouons des entités de transport VC-n dans les trames STM transmises. Les entités de transport allouées sur le chemin dépendent du type de la demande (VC-4, VC-3, VC-12). Les ressources de brassage au niveau des noeuds peuvent aussi être prises en considération lors de la décision de routage.

Dans le cas de WDM, le routage d'une demande de trafic se fait sur deux couches: une couche logique et une couche physique. Dans une première phase, le problème consiste à associer à la demande en trafic un chemin dans la couche logique. Le chemin, dit logique, est constitué d'un ou de plusieurs circuits optiques. Chaque circuit optique doit être associé à une longueur d'onde. Dans une seconde phase, le problème consiste à trouver le routage physique pour chacun des circuits optiques en prenant en compte les capacités en longueurs d'onde de chaque fibre du réseau.

Dans le cadre de cette thèse, nous considérons le routage "statique" dans les réseaux de transport, où les demandes en trafic sont connues à l'avance et n'évoluent pas dans le temps. Le routage dans ce cas est dit aussi "Offline". Par opposition, un routage "Online" répond dynamiquement à un ensemble de demandes arrivant en temps réel sur le réseau. Certains aspects dynamiques peuvent aussi apparaître

dans le problème de protection décrit dans la section 1.4.5 puisqu'il s'agit d'envisager des cas de pannes possibles dans le réseau.

1.4.2 L'affectation de longueurs d'onde

L'affectation de longueurs d'onde, ou RWA (Routing and Wavelength Assignment) lorsque le routage est réalisé en même temps, est un problème qui intervient dans le cas des réseaux WDM où nous parlons d'un routage optique. La résolution de ce problème permet de choisir sur quelle longueur d'onde un chemin (circuit optique) circule dans les fibres du réseau. S'il n'y a pas de convertisseurs de longueurs d'onde dans les nœuds, alors un chemin utilisera la même longueur d'onde dans tout le réseau. Autrement dit un chemin utilisant une longueur d'onde λ_1 dans une fibre ne pourra pas, dans une autre fibre, passer sur une longueur d'onde différente de λ_1.

L'affectation de longueurs d'onde dépend fortement de la phase de routage comme cela est mentionné dans [10, 9, 54]. Par ailleurs, même si nous fixons le routage, le problème d'affectation reste un problème NP-difficile, car il se ramène à un problème de coloration de graphe [8].

Lorsque la conversion des longueurs d'onde dans les nœuds du réseau est considérée, il faut décider en plus des conversions à effectuer. Ces conversions restent statiques avec le routage "offline". Pour des conversions dynamiques (cas de routage "online"), il faut décider des conversions possibles sans connaître les demandes à l'avance. Lors de l'arrivée des demandes, il faut penser à une politique d'affectation/conversion qui permet de définir les choix d'affectation et de conversion de longueurs d'onde.

1.4.3 Le groupage

Les problèmes de groupage sont connus sous l'appellation anglaise "grooming". Le terme groupage signifie que des conteneurs d'un niveau inférieur sont regroupés dans un conteneur de niveau supérieur le long d'un chemin transportant des demandes dans le réseau. Le problème de routage, tel qu'il est exprimé précédemment, ne prend pas en considération les équipements des nœuds du réseau. Si nous supposons que les équipements au niveau des noeuds (transpondeurs, multiplexeurs,...) sont à considérer, le choix du regroupement de conteneurs de plus petit niveaux dans des conteneurs de plus haut niveaux influe sur les équipements et donc sur le coût d'exploitation ou de mise en place du réseau.

Dans le cas de SDH, le problème consiste à choisir des regroupements de conteneurs VC-n dans des conteneurs VC d'ordre supérieur à n de façon à router les demandes avec un nombre minimal de multiplexeurs (ou multiplexeurs d'insertion extraction). La technique de concaténation virtuelle (VCAT), définie par le standard SDH, est utilisée dans le routage pour donner une meilleure flexibilité à la bande passante [34] et faciliter le groupage des VC-n.

Dans le cas de WDM, il s'agit de regrouper des conteneurs provenant des couches clientes (trames STM, trames Ethernet,...) dans des longueurs d'onde afin de minimiser le nombre de circuits optiques à configurer dans le réseau [57], et donc le nombre de transpondeurs à mettre en place dans les noeuds. C'est le cas du problème de design de la topologie logique que nous traiterons dans ce mémoire. Les

problèmes de groupage dans les réseaux WDM inclut aussi le problème de regroupement des longueurs d'onde dans des fibres (ou dans des bandes de longueurs d'onde) dont le but est de minimiser le nombre de multiplexeurs optiques [77].

Si nous considérons que le routage des demandes est connu, le groupage consiste donc à déterminer la taille des équipements au niveau des nœuds (nombre de transpondeurs, nombre de multiplexeurs,...) et les regroupements de conteneurs dans chaque fibre. Ces regroupements ont un impact direct sur les multiplexages nécessaires au niveau des nœuds du réseau [18, 129]. Le problème de groupage est généralement résolu conjointement avec le problème de routage.

1.4.4 Le reroutage et le regroupage

Dans la phase opérationnelle du réseau, il peut arriver que des circuits soient retirés du réseau, libérant ainsi des ressources qui pourront être exploités pour l'ajout de nouvelles demandes. Lors de l'ajout d'un nouveau circuit, il s'agit de trouver une route (et une longueur d'onde dans le cas de réseaux WDM) dans le réseau sans toucher aux circuits déjà établis. Dans certains cas, il est impossible d'établir un circuit bien qu'il existe un chemin entre la source et la destination, car la configuration des ressources disponibles sur ce chemin ne le permet pas. Pour contourner cette difficulté, il faut reconfigurer le réseau (déplacements de circuits sur d'autres routes) afin d'obtenir une meilleure utilisation des ressources. Cette reconfiguration peut être réalisée avec un regroupage, sans avoir besoin de modifier les routes physiques, ou avec un reroutage où certains circuits peuvent être déplacés sur d'autres routes. En général, ces deux problèmes consistent à réarranger les circuits établis dans le réseau pour libérer des ressources pour les futures demandes.

1.4.5 La protection

Dans les réseaux de transport optiques (SDH ou WDM), il arrive qu'une interruption de service accidentelle ait lieu, causant la coupure d'une ou de plusieurs routes dans le réseau. Ces pannes peuvent être de différents types: coupure du câble optique, défaillance d'un nœud du réseau, défaillance d'une carte, etc. L'occurrence d'une panne n'est pas assez rare pour qu'elle puisse être considérée comme insignifiante. De ce fait, des mécanismes de protection sont définis afin d'assurer une continuité de service face aux pannes. Il existe différents types de protections qui peuvent être mis en oeuvre et qui sollicitent des routages différents. Une présentation détaillée des différents types de protection est disponible dans [45]. Nous citons parmi ces types de protection:

- La restauration: elle consiste à rerouter dynamiquement des connexions (circuits SDH ou circuits optiques) lorsqu'une panne survient dans le réseau. Nous devons alors calculer, au moment de la panne, un nouveau routage en se basant sur les ressources disponibles. Nous parlons alors d'algorithmes "online" qui répondent à un problème dynamique ou inconnu à l'avance.

- La protection par reroutage global: le reroutage global consiste à prévoir un routage admissible pour chaque cas de panne possible. Pour chaque routage, une certaine capacité est requise sur un lien ou câble du réseau. Nous choisissons d'allouer la capacité maximale, pour tous les cas de pannes possibles: nous obtenons l'assurance de pouvoir router, quelle que soit la panne, le trafic global sur le réseau. Cette politique de protection n'est pas très conseillée vu qu'il peut arriver que

toutes les routes principales doivent être modifiées. Dans ce cas, l'opération de reconfiguration des noeuds du réseau peut être une tâche technique fastidieuse pour les opérationnels du réseau.

- La protection dédiée et partagée: Ces deux types de protection ne requièrent pas un reroutage total du trafic en cas de panne. Au contraire, il s'agit de ne rerouter que les circuits touchés par la panne en utilisant des circuits de secours. La protection dédiée ($1 + 1$ par exemple) nécessite d'associer à chaque chemin principal un chemin de secours qui ne peut être réutilisé pour d'autres chemins principaux. A l'inverse, la protection partagée ($1 : N$ par exemple) permet d'utiliser une même ressource pour N chemins de secours qui ne pourraient pas être activés simultanément. Notons que le reroutage global présente un cas particulier de la protection partagée où tout le réseau est partagé.

De nombreux autres problèmes peuvent se poser dans les réseaux de transport optiques. Dans ce travail, nous ne nous intéressons pas aux problèmes liées à la protection. Seuls les quatre premiers types de problèmes sont évoqués.

1.5 Aperçu sur les réseaux multicouches: cas des réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM

Pour des raisons historiques de standardisation, les réseaux de télécommunications ont une architecture en plusieurs couches technologiques. Chaque couche a une fonction particulière et offre un service à la couche sus-jacente en utilisant la couche sous-jacente. Le modèle de référence OSI (Open System Interconnection) de l'ISO (International Standardization Organisation) représente le modèle d'architecture en sept couches qui permet de définir toutes les fonctions assurant le fonctionnement d'un réseau et les principes d'interconnexion entre les couches. Il reste toutefois un modèle théorique car dans la pratique une couche peut assurer plusieurs fonctionnalités.

Les architectures les plus courantes associent les fonctionnalités de différents protocoles. Nous citons à titre d'exemple les architectures basées sur une couche de transport optique tel que IP sur ATM sur SDH, IP/MPLS sur SDH sur DWDM, IP/MPLS sur OTN sur DWDM, IP/MPLS sur DWDM, etc. Notre étude considère le cas des réseaux de nouvelle génération IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Cette étude est principalement motivée par l'apparition de la nouvelle technologie OTN (Optical Transport Network), qui est entrain de devenir de plus en plus prometteuse pour les réseaux de transport de nouvelle génération grâce à ses grandes capacités de transmission et sa gestion efficace des réseaux optiques.

Le niveau IP combiné avec MPLS (Multi-Protocol Label Switching) gère la qualité de service et l'ingénierie de trafic avec beaucoup plus de flexibilité que les solutions antérieures comme ATM (Asynchronous Transfert Mode). Cependant, la couche OTN gère le transport des flux MPLS sur le réseau optique WDM. Ce modèle d'architecture représente le fruit d'une évolution technologique progressive et est très intéressant pour les opérateurs. D'une part, l'utilisation de la couche OTN avec DWDM permet de suivre la croissance continue du trafic Internet en exploitant les infrastructures optiques déjà existantes. D'autre part, depuis que les différents types de trafics (voix, données, vidéo, triple play,...)

ont convergé sur un même support physique, la majorité du trafic devient de type IP/MPLS.

Après avoir introduit la technologie WDM, nous décrivons dans ce qui suit les principaux aspects technologiques relatifs aux couches MPLS et OTN, et nous donnons un aperçu sur le problème d'allocation de ressources multicouches dans le cas des réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM.

1.5.1 La technologie MPLS

A l'origine, MPLS a été conçu pour améliorer l'efficacité du traitement des paquets dans les routeurs. Au lieu d'être analysés à chaque routeur traversé, les paquets sont analysés une seule fois à l'entrée du réseau et acheminés sur une route prédéfinie grâce à un système d'étiquettes. Le protocole MPLS se base sur ce paradigme de commutation d'étiquettes (labels). Contrairement à IP, MPLS permet de séparer les fonctions de routage et d'acheminement de paquets. L'idée de MPLS est de rajouter un label de couche 2 aux paquets IP dans les routeurs frontières d'entrée du réseau. Le réseau MPLS va pouvoir alors créer des chemins virtuels ou LSP (Label Switching Path) comme le montre la Figure 1.11.

Ces LSP définissent une route de bout en bout par une concaténation de labels. A l'entrée du réseau MPLS, le label est rajouté à l'entête IP par le routeur frontière LER (Label Edge Routers) puis il est retiré par un autre routeur frontière à la sortie du réseau MPLS, ce qui permet de retrouver le paquet IP original. Les routeurs du coeur de réseau, appelés LSR (Label Switching Routers), routent les paquets de proche en proche par commutation de labels, sans utiliser les adresses IP.

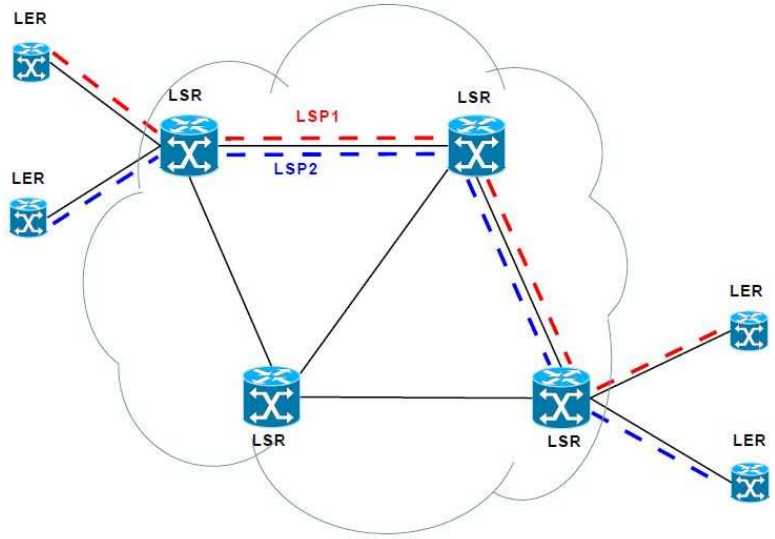


Figure 1.11: Réseau MPLS.

L'avantage majeur du protocole MPLS est qu'il permet un routage particulier pour chacun des LSP, appelés aussi tunnels MPLS, et donc permet d'associer un chemin (qui peut être différent du plus court chemin) à chaque groupe de flots considéré. La granularité du choix des routes est donc améliorée,

ce qui permet une meilleure gestion de la QoS et surtout une ingénierie de trafic plus aisée. Mais les avantages de MPLS ne s'arrêtent pas à ces améliorations, MPLS permet aussi la création de réseaux privés virtuels VPN (Virtual Private Network) et est interopérable avec n'importe quelle couche de niveau 2. Il est possible aussi de déployer un réseau IP/MPLS sur des infrastructures sous-jacentes hétérogènes (SDH, Ethernet, ATM, WDM,...).

1.5.2 La technologie OTN

Les réseaux SDH (ou SONET) traditionnels offrent des capacités de transmission qui peuvent aller jusqu'à 40 Gbps dans le cas d'une liaison STM-256. Cette capacité devient de plus en plus insuffisante et incapable de satisfaire les besoins des utilisateurs surtout avec l'apparition de services large-bande (broadband) tel que 10-Gigabit Ethernet et 40-Gigabit Ethernet. La technique WDM, quant à elle, est principalement conçue pour mieux exploiter la bande passante des fibres optiques et offrir des capacités de transmission suffisantes pour les services large-bande. Toutefois, elle reste liée à la couche optique et ne permet pas de structurer le transport numérique des services dans le réseau comme le fait SDH grâce à sa hiérarchie de conteneurs VC.

La technologie OTN (Optical Transport Network) est une solution qui combine les avantages de SDH et WDM dans les réseaux de transport optiques de nouvelle génération. OTN, définie par la norme UIT G.709, met en place une hiérarchie d'encapsulation qui permet de supporter et transporter des signaux clients à différents débits et provenant de diverses technologies (notamment IP/MPLS, Ethernet, ATM, SDH/SONET,...). La Figure 1.12 illustre la hiérarchie OTN et montre les différentes couches (numériques et optiques) définis par le standard UIT G.709.

La hiérarchie OTN définit les couches suivantes:

- L'unité de charge utile optique OPUk qui représente l'interface entre le signal client et le réseau OTN. Elle est composée du trafic client et d'un entête nécessaire pour effectuer une adaptation entre le débit de signal client et le débit de charge utile d'unité OPUk. Les capacités OPUk sont définies pour $k = 1, 2, 3, 4$,

- L'unité de données optique ODUk qui représente le conteneur numérique de données, similaire au conteneur VC-n dans le standard SDH. Elle contient la charge utile OPUk et un entête contenant les informations de suivi de connexion tandem TCM (Tandem Connection Monitoring), nécessaires dans le cas où le signal client traverse des infrastructures de plusieurs opérateurs,

- L'unité de transport optique OTUk qui représente la trame de transport dans les réseaux OTN, similaire à la trame STM-N dans le standard SDH. Elle est composée de la charge utile ODUk et d'un entête contenant les informations de début de trame et les informations FEC pour la correction d'erreur sur la ligne de transmission. Les capacités nominales des trames OTUk sont $2,5$ Gbps, 10 Gbps, 40 Gbps et 100 Gbps respectivement pour $k = 1, 2, 3, 4$. La trame OTU est aussi appelé enveloppe numérique ("digital wrapper" en anglais), car elle encapsule toute l'information numérique avant la conversion optique,

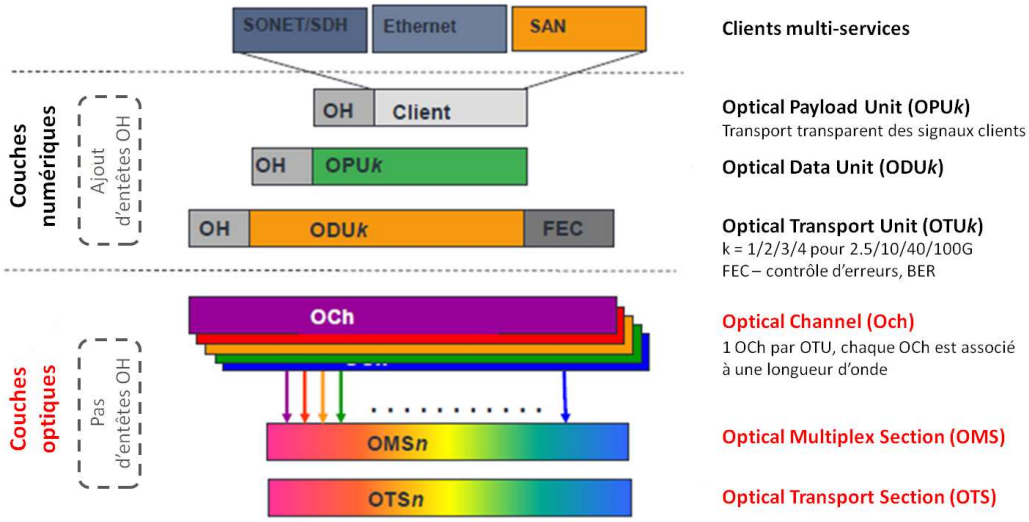


Figure 1.12: La hiérarchie OTN.

- Le canal optique OCh est obtenu en effectuant la conversion électrique-optique de la trame OTUk. Chaque OCh, transportant un OTUk, est associé à une longueur d'onde de la grille ITU (International Telecommunication Union),
- La section de multiplex optique OMS assure la combinaison de multiples longueurs d'onde (canaux OCh) sur une même fibre optique avant leur transmission sur la ligne WDM. Chaque canal correspond à une longueur d'onde ITU. Les extrémités d'une section OMS sont généralement des multiplexeurs terminaux, des multiplexeurs d'insertion extraction OADM ou des brasseurs OXC,
- La section de transport optique OTS garantit le transport de multiples longueurs d'onde sur le même support physique (fibre optique). Signalons que l'entête d'OTS, ainsi que les entêtes associés aux autres couches optiques OMS et OCh, sont transportés par un canal de supervision optique OSC (Optical Supervisory Channel) occupant une longueur d'onde en dehors de la grille ITU.

En se basant sur cette architecture en couches, OTN définit une structure de multiplexage flexible utilisant la notion de conteneurs et basée sur la technique de multiplexage temporelle TDM. Le multiplexage de signaux clients à faible débit dans des signaux à haut débit permet la création de conteneurs plus grands qui profitent de la capacité maximale des canaux optiques (longueurs d'onde). Le conteneur ODU-0 représente l'unité de base dans la structure de multiplexage OTN. Les débits des différents conteneurs OTN sont illustrés dans le Tableau 1.1.

Tableau 1.1: Les débits des conteneurs OTN.

Conteneur OTN	Débit nominal
ODU-0	1,25 Gbps
ODU-1	2,5 Gbps
ODU-2/ODU-2e	10 Gbps
ODU-3	40 Gbps
ODU-4	100 Gbps
ODU-Flex	N x 1,25 Gbps

Contrairement au multiplexage SDH qui manipule des conteneurs granulaires de l'ordre du Mbps (VC-12/3/4), le multiplexage OTN gère des conteneurs granulaires de l'ordre du Gbps. Il existe aussi des conteneurs flexibles qui peuvent s'adapter à n'importe quel débit d'un signal client. En effet, lorsqu'un signal client ne correspond pas exactement à un ODUk standardisé (ODU-0/1/2/3/4), il peut être mappé dans un certain nombre de slots à $1,25$ Gbps dans le domaine ODU, formant ainsi un Conteneur appelé ODU-Flex. Cette technique élimine la possibilité d'avoir des conteneurs ODUk sous-utilisés et évite toute perte significative de la bande passante. Le concept d'ODU-Flex est principalement mis en place pour supporter les futurs signaux clients dont nous ne connaissons pas encore leurs débits.

La Figure 1.13 montre les différentes possibilités de multiplexage de conteneurs ODUk dans la hiérarchie OTN. Il est par exemple possible de multiplexer deux ODU0 dans un ODU1, quatre ODU1 dans un ODU2, quatre ODU2 dans un ODU3, deux ODU3 dans un ODU4, quatre-vingts ODU0 dans un ODU4, etc.

Les conteneurs ODUk représentent les entités gérés dans les réseaux OTN et sont considérés comme des ressources de transmission non seulement pour les trafics d'origine OTN mais aussi pour les trafics provenant des couches clientes de OTN (tunnels LSP, trames Ethernet, trames STM,...). La technologie OTN est généralement déployée sur des infrastructures optiques où elle procure une utilisation efficace de la capacité d'une fibre en combinant TDM et WDM. TDM assure l'agrégation des flux multi-services à bas débit dans des flux à haut débit sur une seule longueur d'onde, tandis que WDM permet d'utiliser efficacement le spectre de fréquences dans une fibre optique pour transporter plusieurs longueurs d'onde simultanément.

1.5.3 Allocation de ressources IP/MPLS sur OTN sur DWDM

Les réseaux de télécommunications ont rapidement évolué vers une architecture multicouche adaptée à l'augmentation massive des demandes de trafic. Parmi les problèmes courants inhérents à la gestion de ces réseaux, surgit le problème d'allocation de ressources multicouches. Ce type de problème s'inscrit dans le cadre des problèmes d'ingénierie compliqués du fait que plusieurs contraintes technologiques doivent être prises en considération conjointement. Dans notre étude, nous considérons le cas des réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Le protocole GMPLS (Generalized Multi-Protocol Label Switching) peut également remplacer MPLS dans certains réseaux pour une meilleure gestion de la

signalisation dans les réseaux optiques DWDM.

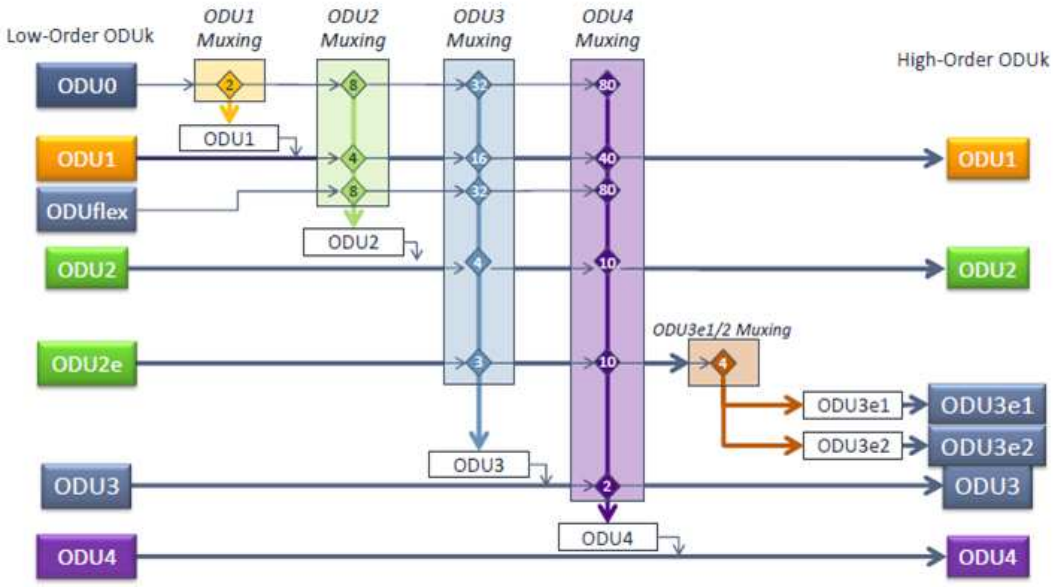


Figure 1.13: Structure de multiplexage OTN.

Le problème d'allocation de ressources multicouches réside principalement dans la phase opérationnelle d'un réseau. Le réseau est installé et les ressources disponibles dans les différentes couches doivent être efficacement allouées aux nouvelles demandes. Le problème consiste à satisfaire des demandes de trafic IP/MPS (tunnels MPLS par exemple) en allouant les ressources nécessaires non seulement dans la couche IP/MPLS mais aussi dans les couches de transport OTN et DWDM.

Etant donné que la transmission effective des signaux se fait dans la couche physique DWDM, les couches IP/MPLS et OTN représentent des couches logiques qui couvrent des fonctions de pré-transmission tel que l'ingénierie de trafic, la gestion de la qualité de service, l'agrégation de trafic, le groupage, le multiplexage numérique, le brassage numérique, etc. La couche IP/MPLS est composée par un ensemble de routeurs IP dotés de la fonctionnalité MPLS et reliés par des liens logiques. Cependant, le réseau de transport se décline en deux couches: une couche logique OTN constitué d'un ensemble de commutateurs OTN (assurant les fonctions d'adaptation de signaux clients, multiplexage et brassage des ODUk,...) reliés par des liens de transport logiques, et une couche optique DWDM composée des équipements optiques WDM interconnectés par des liens physique (fibres optiques). En pratique, les commutateurs OTN remplissent souvent les fonctions assurés par les équipements optiques WDM. Donc, la séparation des couches OTN et DWDM est purement technologique.

Prenons maintenant un exemple d'un tunnel LSP qui doit être routé dans le réseau IP/MPLS. Le routage de ce tunnel nécessite de la bande passante dans les liens IP/MPLS. La bande passante requise

au niveau IP/MPLS est considérée comme une demande de ressources pour le réseau OTN. Ce dernier doit procurer les ressources nécessaires (modules de transport ODUk) pour satisfaire cette demande. A son tour, la capacité requise au niveau OTN est considérée comme une demande de ressources pour le réseau DWDM, qui doit fournir des canaux optiques (longueurs d'onde) pour la transmission des ODUk qui transportent le tunnel LSP. De ce fait, le placement du tunnel LSP dans le réseau n'est effectif qu'après l'allocation des ressources OTN et DWDM nécessaires. La Figure 1.14 illustre le principe d'allocation de ressources dans le cas d'un réseau multicouche IP/MPLS sur OTN sur DWDM.

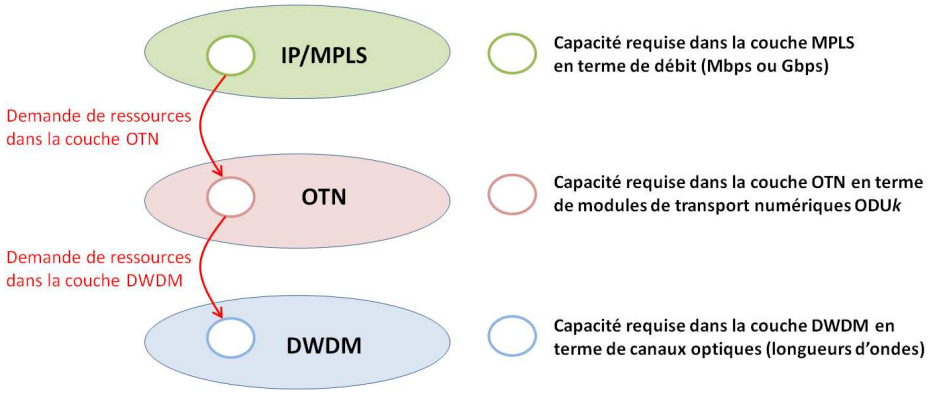


Figure 1.14: Principe d'allocation de ressources multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM.

La plupart des problèmes d'allocation de ressources suppose connaître la demande en trafic de manière précise. Cette hypothèse a l'avantage de simplifier considérablement les problèmes d'optimisation posés et permet parfois de les résoudre de manière optimale.

La prise en compte des contraintes des équipements (vitesse des cartes IP, nombre d'interfaces ODUk permis sur les cartes OTN, capacité des fibres en longueurs d'onde) est un aspect essentiel pour aboutir à une solution "réaliste" du problème d'allocation de ressources multicouches. En considérant ces contraintes, nous pouvons garantir une mise en place effective d'une solution au problème. Dan ce mémoire, nous étudierons le problème d'allocation de ressources multicouches en prenant en considération ces contraintes matérielles.

1.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons décrit brièvement les réseaux de transport SDH et WDM à travers quelques concepts technologiques permettant de comprendre le fonctionnement de ces réseaux. Nous avons également décrit les différents problèmes d'allocation de ressources dans ces réseaux. Nous avons ensuite présenté un aperçu des réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM tout en introduisant quelques notions relatives aux technologies MPLS et OTN. Nous nous sommes focalisés enfin sur le problème d'allocation de ressources multicouches.

Etant donné l'évolution massive du trafic multi-services (IP/MPLS, Ethernet, ATM, vidéo,...) transmis dans les réseaux de transport optiques, la gestion des ressources dans tels réseaux devient de plus en plus requise et nécessite des solutions de plus en plus élaborés. L'optimisation du routage et de l'allocation de ressources permet aux opérateurs de mieux exploiter leurs infrastructures optiques existantes et leur évite des coûts supplémentaires d'extension de capacité.

C'est dans ce contexte très général que se situent ces travaux de thèse. Nous nous intéressons plus précisément aux problèmes de routage et reroutage des circuits dans les réseaux SDH, au problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde dans les réseaux WDM, ainsi qu'au problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches, basés sur une couche optique DWDM.

Nous proposons, dans les prochains chapitres, d'étudier en détails ces problèmes. Mais avant ceci, nous présentons dans le chapitre qui suit un panorama des méthodes d'optimisation. Nous nous focalisons sur les techniques qui sont utilisées dans notre travail de thèse.

CHAPITRE 2

Panorama des techniques d'optimisation

2.1 Introduction

Les problèmes d'optimisation qui apparaissent lors de la conception, de la planification ou de l'exploitation des réseaux sont connus sous le nom de problèmes d'optimisation de réseau. La formalisation et la résolution de ces problèmes fait appel à des méthodes qui sont issues principalement de la théorie des graphes et de la recherche opérationnelle. Il existe deux familles de méthodes pour résoudre les problèmes d'optimisation de réseau: les méthodes exactes qui assurent une optimalité de la solution et les méthodes approchées (non exactes) qui fournissent généralement des solutions réalisables et rapides. Parmi les méthodes approchées, on distingue les algorithmes d'approximation qui offrent une borne sur l'écart à l'optimum et les heuristiques qui n'offrent aucune garantie sur la qualité de la solution.

Parmi les méthodes exactes, nous trouvons la plupart des méthodes traditionnelles telles que la programmation linéaire (PL), notamment la programmation linéaire en nombres entiers (PLNE) et la programmation linéaire mixte (PLM), l'optimisation par séparation-évaluation (branch-and-bound), ou les algorithmes avec retour arrière, en anglais "backtracking", etc. Ces méthodes permettent de déterminer une solution optimale mais ne peuvent généralement être utilisées que pour des instances de taille modeste du fait de leur temps de calcul prohibitif, et ce en dépit de l'augmentation constante de la puissance de calcul et de l'amélioration de la qualité des solveurs.

Si les méthodes de résolution exactes permettent de fournir des solutions dont l'optimalité est garantie, on peut cependant se contenter, dans certaines situations, de solutions approximatives de bonne qualité (sans garantie d'optimalité). Ces solutions approximatives sont généralement obtenues en un temps de calcul réduit et avec une consommation de mémoire raisonnable. Typiquement ce type de méthodes non exactes est particulièrement utile pour les problèmes nécessitant une solution avec un temps de calcul faible (ce qui est le cas pour plusieurs problèmes industriels) ou pour résoudre des problèmes difficiles sur des instances de grande taille.

Dans ce chapitre, nous présentons quelques techniques de résolution des problèmes d'optimisation, issues de la théorie des graphes et de la recherche opérationnelle. L'objectif est d'introduire les notions et les outils qui ont été utilisés dans ce travail de thèse. Ce chapitre ne présente pas une description exhaustive des techniques du domaine. Un exposé plus détaillé est disponible dans [120].

Dans un premier lieu, nous introduisons quelques techniques traditionnellement utilisées pour la résolution exacte des problèmes d'optimisation: la programmation linéaire, la programmation linéaire en nombres entiers et la programmation linéaire mixte. Nous décrivons ensuite quelques méthodes heuristiques que nous avons adoptées dans ce travail. Nous abordons, dans la dernière partie de ce chapitre, les différentes variantes des problèmes de flots classiques dans les réseaux ainsi que les techniques utilisées pour les résoudre.

2.2 La programmation linéaire

La programmation linéaire a été introduite pour la première fois par Kantorovich [61] qui a commencé à travailler sur le sujet en 1939. Un problème de programmation linéaire est défini comme étant un problème de maximisation ou minimisation[1] d'une fonction objectif linéaire soumis à des contraintes linéaires. Les programmes linéaires sont des problèmes qui peuvent être exprimés sous forme canonique de la façon suivante:

$$\text{Max} \quad F = \mathbf{c}^T \mathbf{x} \tag{2.1}$$
$$\text{s.c.} \quad A\,\mathbf{x} \leq \mathbf{b}, \tag{2.2}$$
$$\mathbf{x} \in \mathcal{X}. \tag{2.3}$$

Dans cette formulation, $\mathbf{x}$ represente un vecteur de variables inconnues appartenant au domaine $\mathcal{X}$, $\mathbf{c}$ et $\mathbf{b}$ sont des vecteurs de coefficients connus et A est une matrice de coefficients connus. L'expression (2.1) représente la fonction objectif F à optimiser et les contraintes (2.2) et (2.3) spécifient le domaine convexe (généralement un polytope) sur lequel la fonction objectif doit être optimisée. En général, les contraintes d'un problème d'optimisation peuvent être des équations ou des inéquations qui traduisent l'autorisation ou l'interdiction d'une combinaison de valeurs.

Illustrons les idées principales de la programmation linéaire à travers le problème à deux variables x_1 et x_2 suivant:

$$\text{Max} \quad z = x_1 + 3x_2 \tag{2.4}$$
$$\text{s.c.} \quad -x_1 + x_2 \leq 1, \tag{2.5}$$
$$x_1 + x_2 \leq 2, \tag{2.6}$$
$$x_1 \geq 0, x_2 \geq 0. \tag{2.7}$$

Comme illustré dans la Figure 2.1, l'ensemble des solutions admissibles est un ensemble convexe correspondant à l'intersection des quatre demi-plans définis par les contraintes (2.5)-(2.7). Dans ce cas,

[1] La définition qui suit concerne les problèmes de maximisation, mais il suffit de remarquer que "minimiser F équivaut à maximiser $-F$ pour définir les problèmes de minimisation.

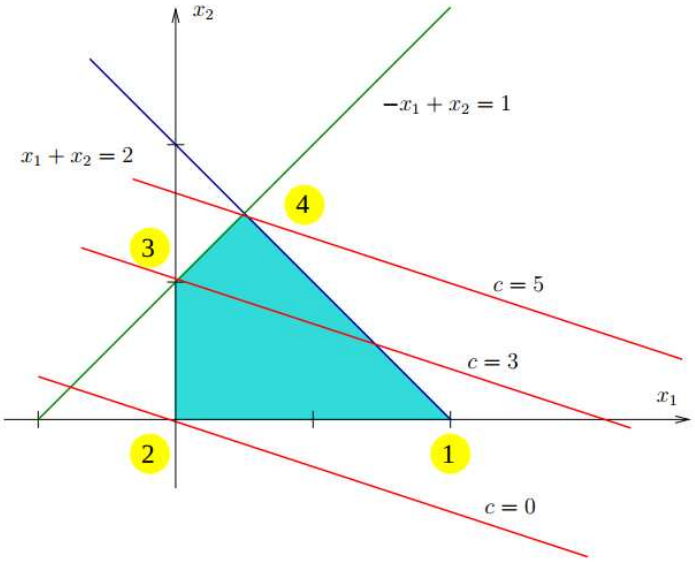


Figure 2.1: Représentation graphique d'un exemple de programme linéaire.

il s'agit d'un polytope dont les quatre sommets sont indiqués sur la Figure 2.1. Sur cette figure, nous avons également représenté les droites iso-coût $c = x_1 + 3x_2$ dont tous les points (x_1, x_2) fournissent la même valeur c pour la fonction objectif pour les valeurs $c = 0$, $c = 3$, et $c = 5$. On peut constater que ces droites sont parallèles. Parmi toutes les droites iso-coûts rencontrant le domaine, celle pour laquelle c est maximal (c.à.d. $c = 5$) fournit la valeur optimale du programme linéaire. On constate sur cet exemple que la solution optimale est obtenue en un sommet du polytope, en l'occurrence le point numéro 4 ayant les coordonnées ($x_1 = \frac{1}{2}$, $x_2 = \frac{3}{2}$). C'est une propriété fondamentale de la programmation linéaire: la solution optimale est toujours obtenue en un point extrêmal.

Dans cet exemple, le programme linéaire possède un domaine de solutions borné, mais il peut arriver qu'un programme linéaire (1) ne possède pas de solution (si on remplace par exemple $x_1 + x_2 \leq 2$ par $x_1 + x_2 \leq -1$, l'ensemble des solutions devient vide), ou (2) possède un domaine de solutions non borné (si on enlève par exemple $x1 + x2 \leq 2$, alors $max\, z = +\infty$), ou (3) possède une infinité de solutions (si on remplace par exemple $z = x_1 + 3x_2$ par $z = 2(x_1 + x_2)$, alors les lignes iso-coûts seront parallèles à la contrainte $x_1 + x_2 = 2$ et le maximum sera atteint en tout point de ce segment).

En utilisant des techniques d'algèbre linéaire, on peut montrer que les propriétés observées sur cet exemple sont vraies de manière générale, y compris en dimension supérieure. L'ensemble des solutions réalisables d'un programme linéaire (PL) est toujours un polyèdre (un polytope dans le cas où l'ensemble est borné) de l'espace euclidien $\mathbb{R}^n$. Si cet ensemble est non vide, le problème (PL) possède au moins une solution. Nous disons alors que (PL) est réalisable. Dans ce cas une solution optimale du problème (PL) se trouve à un sommet du polytope.

La résolution des problèmes linéaires en variables réelles fait appel à des méthodes dites de résolution exacte qui exploitent les propriétés énoncées ci-dessus. Nous présentons brièvement ci-dessous l'algorithme du Simplexe qui peut s'appliquer aux problèmes en variables continues ou à certains problèmes en variables entières ayant une matrice de contraintes uni-modulaire (où tous les sommets de l'ensemble de recherche sont entiers) comme les problèmes de transport ou d'affectation.

2.2.1 La méthode du Simplexe

Développé par Dantzig [27] à partir de 1947, l'algorithme du Simplexe représente la méthode de résolution exacte la plus connue dans l'optimisation linéaire. En pratique, il s'applique généralement aux problèmes en variables réelles. La méthode de résolution du Simplexe repose sur l'observation géométrique du programme linéaire, comme décrit précédemment dans la Figure 2.1. L'algorithme du Simplexe construit tout d'abord une solution réalisable qui est un sommet du polytope des solutions admissibles puis se déplace sur les arêtes du polytope pour atteindre des sommets pour lesquels la valeur de l'objectif est de plus en plus petite (dans le cas d'un problème de minimisation), jusqu'à atteindre l'optimum. En théorie, la méthode du Simplexe a une complexité non polynomiale et est donc supposée peu efficace. Cependant, dans la pratique, les algorithmes de Simplexe sont encore les plus utilisés. Ils sont intégrés dans la plupart des solveurs linéaires tels que Cplex [25], lpSolve [86], Gurobi [50], etc. Afin d'explorer plus en détail le fonctionnement de l'algorithme Simplexe, nous invitons le lecteur à se référer à [51].

2.3 La programmation linéaire en nombres entiers

Les programmes linéaires en nombres entiers sont des programmes linéaires dans lesquels les variables sont dans $\mathbb{N}$. Un cas particulier de la programmation PLNE est la programmation linéaire en variables binaires (PLB) où les variables du problème sont considérées comme binaires. Bien entendu, il est possible d'avoir des problèmes dans lesquels interviennent des variables entières et réelles, nous parlons dans ce cas de la programmation linéaire mixte (PLM). Cependant, la résolution d'un problème avec des variables entières est nettement plus compliquée qu'un problème en nombres réels.

Pour la résolution des PLNE, il existe plusieurs méthodes de résolution exactes telles que:

- Les méthodes de recherches arborescentes, comportant la méthode "Branch & Bound", la méthode "Branch & Cut" et la méthode "Branch & Price",
- La méthode des plans coupants, consistant à ajouter progressivement des contraintes supplémentaires,
- La programmation dynamique,
- Reformulations, relaxations,...

2.3.1 La méthode de séparation et évaluation

Les méthodes arborescentes sont des méthodes exactes d'optimisation qui pratiquent une énumération intelligente de l'espace des solutions. Il s'agit en quelque sorte d'énumérations complètes améliorées.

Le principe de ces méthodes consiste à partager l'espace des solutions en sous-ensembles de plus en plus petits, la plupart étant éliminés par des calculs de bornes avant d'être construits explicitement. Plus simplement, l'ensemble (fini) des solutions du programme linéaire en nombre entiers est représenté d'abord par une arborescence qui est ensuite parcourue d'une manière intelligente pour dégager la/les meilleure(s) solution(s). Appliquées à des problèmes NP-difficiles [98], les méthodes de recherches arborescentes restent bien sûr exponentielles, mais leur complexité est bien plus faible que pour une énumération complète. Nous décrivons dans ce qui suit une des méthodes de recherches arborescentes les plus connues.

Connue sous l'appellation anglaise "Branch & Bound", la méthode de séparation & évaluation a été proposée la première fois par Land et Doig [78] en 1960, et depuis elle est devenue la méthode la plus connue de la famille des méthodes arborescentes. Elle est utilisée par la majorité des solveurs (Cplex, lpSolve, Gurobi,...) pour résoudre des programmes linéaires en nombre entiers ou même mixtes.

Le principe de cette méthode [76] consiste à ne pas explorer des sous-ensembles de solutions dont on a pu montrer qu'ils ne contiennent pas de solution optimale. Il s'agit de séparer (branch) les solutions du problème à résoudre en plusieurs ensembles de solutions et d'utiliser une évaluation partielle pour éliminer des solutions en calculant des bornes sur les valeurs possibles des solutions (bound). Grâce à cette phase d'élimination, nous évitons d'énumérer explicitement toutes les solutions.

Nous illustrons dans ce qui suit comment résoudre un PLNE en utilisant la procédure Branch & Bound. Nous considérons plus précisément le cas d'un programme linéaire en variables binaires, exprimé par:

$$\begin{aligned} \text{Min } \ & z = \sum_{i=1}^{k} c_i x_i && (PL_{initial}) \\ \text{s.c. } \ & \sum_{i=1}^{k} a_{ji} x_i \leq b_j, \quad \forall j = 1, ..., n, \\ & x_i \in \{0, 1\}, \quad \forall i = 1, ..., k. \end{aligned}$$

L'idée de base est de construire un arbre où les solutions se forment de manière incrémentale lorsqu'on s'enfonce dans l'arbre, les solutions intermédiaires étant appelées solutions partielles. Une solution partielle du problème est caractérisée par les trois ensembles N_0, N_1 et N_U où:

- $N_0 \subset \{1, ..., n\}$: variables binaires valant 0,
- $N_1 \subset \{1, ..., n\}$: variables binaires valant 1,
- $N_U \subset \{1, ..., n\}$: variables binaires non fixées.

Afin de résoudre plus rapidement le problème, il faut définir une borne inférieure z^* sur le coût de la solution partielle (N_0, N_1, N_U) obtenue en résolvant le problème relaxé ($PL_{relaxed}$) suivant:

$$\begin{aligned} \text{Min } & z = \sum_{i=1}^{k} c_i x_i && (PL_{relaxed}) \\ \text{s.c. } & \sum_{i=1}^{k} a_{ji} x_i \leq b_j, \quad \forall j = 1, ..., n, \\ & 0 \leq x_i \leq 1, \quad \forall i \in N_U, \\ & x_i = 0, \quad \forall i \in N_0, \\ & x_i = 1, \quad \forall i \in N_1. \end{aligned}$$

Par conséquent, toute solution complète $\mathbf{x}$ obtenue à partir de la solution partielle (N_0, N_1, N_U) en fixant les valeurs des variables $j \in N_U$ à 0 ou à 1 aura un coût supérieur ou égal à z^*.

Comme illustré dans la Figure 2.2, la racine de l'arbre correspond à une solution partielle vide ($\emptyset$,$\emptyset$,$\{1, ..., k\}$), les feuilles correspondent à des solutions réalisables (une feuille par solution réalisable) et les autres noeuds correspondent à des solutions partielles (N_0, N_1, N_U). Pour initialiser la procédure Branch & Bound, il faut fixer une borne supérieure, qu'on assigne à z^{best}, sur la solution partielle vide ($\emptyset$,$\emptyset$,$\{1, ..., k\}$) qui peut être obtenue avec une heuristique efficace pour le problème initial ($PL_{initial}$). D'une manière classique, on fixe une variable de décision x_i à chaque "étage" de l'arbre et on réalise une recherche arborescente en utilisant la borne supérieure et une borne inférieure pour élaguer l'arbre des solutions. La borne supérieure est mise à jour à chaque fois qu'une solution améliorante est découverte. Une borne inférieure z^* sur le coût à venir est calculée en chaque noeud (N_0, N_1, N_U) en résolvant le problème partiel ($PL_{relaxed}$) et l'arbre sera élagué si $z^* \geq z^{best}$. L'Algorithme 1 décrit exactement la procédure récursive du Branch & Bound.

L'efficacité de l'algorithme Branch & Bound dépend en grande partie du calcul de la borne inférieure et de la stratégie de parcours de l'arbre (profondeur d'abord, largeur d'abord ou meilleur d'abord). Une borne inférieure la plus précise possible est nécessaire afin de couper un maximum de branches de l'arbre de recherche, et la stratégie d'exploration doit permettre de découvrir rapidement des bonnes solutions réalisables, afin d'avoir une bonne borne supérieure, toujours dans l'intérêt de couper un maximum de branches.

Outre l'algorithme de séparation & évaluation, la famille des méthodes de recherche arborescente contient d'autres algorithmes, basés sur la technique de branchement, tel que "Branch & Cut" [31] et "Branch & Price" [122]. Ces méthodes sont principalement utilisées pour résoudre les problèmes PLNE avec un très grand nombre de contraintes qui ne tiennent pas dans un solveur linéaire.

2.4 Les méthodes heuristiques

Les méthodes de résolution exacte sont utilisées pour obtenir une solution optimale avec une preuve d'optimalité. Mais, du fait de leur comportement exponentiel, ces méthodes peuvent s'avérer trop gour-

mandes en temps de calcul et même en mémoire consommée.

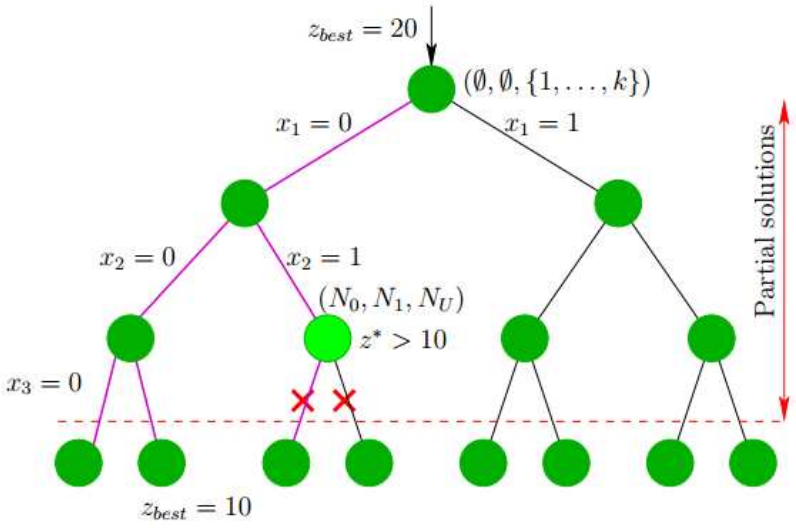


Figure 2.2: Arborescence de solutions par une construction Branch & Bound.

Algorithme 1 Branch & Bound

procedure BRANCH-AND-BOUND((N_0, N_1, N_U))
  solution ((N_0, N_1, N_U, $\mathbf{x}$, z^*))
  if $N_U = \emptyset$ or $x_i \in \{0, 1\}\ \forall i \in N_U$ **then**
    if $z^* < z^{best}$ **then**
      $z^{best} = z^*$ et $\mathbf{x}^{best} = \mathbf{x}$
    end if
  else ▷ au moins un x_i non binaire
    if $z^* \geq z^{best}$ **then**
      return ▷ bounding
    else ▷ branching
      Choisir $i \in N_U$ tel que $x_i \neq 0, 1$
      BRANCH-AND-BOUND ($N_U - i$, $N_0 \cup \{i\}$, N_1)
      BRANCH-AND-BOUND ($N_U - i$, N_0, $N_1 \cup \{i\}$)
    end if
  end if
end procedure

Les heuristiques ou algorithmes approchés constituent une alternative intéressante pour résoudre les problèmes d'optimisation de grande taille dont on peut accepter un compromis entre le temps de calcul et l'optimalité. Ce type d'algorithmes permet souvent d'identifier en temps polynomial au moins

une solution réalisable rapide, pas obligatoirement optimale. L'usage des heuristiques est donc efficace pour calculer une solution approximative d'un problème d'optimisation dans un temps acceptable. Généralement, une heuristique est conçue pour un problème particulier, en se basant sur sa structure propre, sans garantir une qualité déterminée de la solution calculée. Dans cette section, nous passons en revue les principales méthodes heuristiques adoptées dans ce travail de thèse.

2.4.1 Méthodes gloutonnes

Les méthodes gloutonnes, en anglais "greedy", appartiennent à la famille des méthodes de résolution par construction. La solution dans un algorithme glouton est construite d'une manière incrémentale en faisant, étape par étape, un choix optimum local, dans l'espoir d'aboutir à un résultat optimum global. A chaque pas de l'algorithme, le choix local est fait selon un critère glouton (celui qui nous parait "localement" le meilleur). Prenons l'exemple d'un problème classique de routage dans les réseaux où les trafics peuvent être ordonnés d'une certaine manière, la procédure consiste à router ces trafics un par un de sorte que chaque trafic effectue un choix glouton qui lui permet d'être affecté au meilleur chemin possible. Nous faisons donc à chaque pas un choix local d'une route (à court terme) sans remettre en cause les choix des routes effectués précédemment.

La construction de la solution est souvent très simple, le problème consiste plutôt à justifier que la solution globale construite ainsi est bien optimale. Si cette vision à court terme nous fournit toujours une solution optimale, nous parlons alors d'algorithme glouton exact sinon d'une heuristique gloutonne. L'algorithme de Kruskal de recherche d'un arbre couvrant de poids minimum (ACM) [74] est un exemple d'algorithme glouton exact.

Pour assurer que l'algorithme glouton fournit une solution optimale pour un problème particulier, il faut montrer que ce problème vérifie les propriétés suivantes:

- Propriété du choix glouton: une solution globalement optimale peut être trouvée en effectuant des choix localement optimaux (choix gloutons). Ceci vient du fait qu'il existe toujours une solution optimale commençant par un choix glouton.
- Propriété de sous-structure optimale: après avoir effectuer un premier choix glouton (première étape de la procédure gloutonne), le problème qui reste à résoudre représente une forme réduite du problème initial. En d'autres termes, si nous éliminons la première étape d'une solution optimale pour le problème initial, nous obtenons une solution optimale pour le problème réduit.

2.4.2 Méthode de recherche locale

La recherche locale [31] est une technique d'approximation très utilisée en pratique pour résoudre les problèmes d'optimisation combinatoire difficiles, en particulier ceux qui requièrent des prises de décisions discrètes.

La recherche locale est un processus itératif fondé sur deux éléments essentiels : une structure de voisinage $\mathcal{V}$ et une procédure d'exploration du voisinage. L'idée principale consiste à améliorer

de manière itérative la solution courante $\mathbf{x}^i$ en explorant son voisinage $\mathcal{V}(\mathbf{x}^i)$ pour y trouver une solution moins coûteuse. Les solutions dites voisines sont obtenues en appliquant une transformation élémentaire sur la solution courante $\mathbf{x}^i$.

Cette procédure, dite aussi de descente, fait intervenir à chaque itération le choix d'un voisin qui améliore la configuration courante. Plusieurs possibilités peuvent être envisagées pour effectuer ce choix. Il est possible d'examiner les solutions de voisinages et prendre la première qui améliore strictement (algorithme "first descent"), d'explorer touts les voisins et prendre la meilleure solution de voisinage (algorithme "steepest descent"), ou d'énumérer un sous-ensemble du voisinage et prendre la meilleure solution parmi les solutions du voisinage défini. La procédure "steepest descent" peut sembler plus coûteuse que les autres, mais la solution de voisinage découverte sera en général de meilleure qualité. L'Algorithme 2 décrit la procédure "steepest descent" pour un problème de minimisation de coût. $F(\mathbf{x})$ représente la fonction coût associée à la solution (configuration) $\mathbf{x}$, et reflète un certain critère pour le choix des voisins. L'algorithme s'arrête si la dernière configuration trouvée ne possède pas une configuration voisine strictement améliorante.

Algorithme 2 Recherche locale

```
1:  procedure STEEPEST_DESCENT
2:      choisir une solution initiale x ← x^0
3:      repeat
4:          z ← x
5:          for y ∈ V(x) do
6:              if F(y) < F(z) then
7:                  z ← y
8:              end if
9:          end for
10:     until z = x
11: end procedure
```

L'avantage principal de cette méthode réside dans sa rapidité et sa grande simplicité de mise en œuvre. Cependant, les solutions produites peuvent être de qualité médiocre. Afin de remédier à ce problème, la solution la plus simple est la méthode de relance aléatoire, connue sous l'appellation anglaise "multi-start". Cette méthode consiste à exécuter la procédure de descente plusieurs fois en générant différents configurations de départ de façon aléatoire. Mais, cette solution ne tire aucun profit des optima locaux déjà découverts. Une autre approche consiste à accepter des voisins de même performance que la configuration courante, dans le cas où une amélioration n'est pas possible. Ceci permet à l'algorithme de mieux explorer tout l'espace des configurations. D'autres techniques plus élaborées, mais compliquées à mettre en œuvre, sont également possibles tel que la méthode de recherche par voisinage variable [81].

2.4.3 Méthode d'approximation successive

L'approximation successive est une technique d'amélioration itérative, similaire à la recherche locale, mais fondée sur un élément essentiel: l'ordre d'exploration de voisinage. L'idée de base est d'améliorer de manière itérative, en respectant un ordre de traitement donné, la solution courante en y appliquant une transformation élémentaire.

Nous notons par $\mathbf{x}^{(0)} = (x_1^{(0)}, x_2^{(0)}, ..., x_n^{(0)})$ une solution initiale contenant n éléments, tel que $x_i^{(0)} \in \mathcal{X}_i$ pour tout $i = 1, ..., n$, et ayant un certain coût $f(\mathbf{x}^{(0)})$. Nous considérons un ordre de traitement croissant allant de 1 à n. La procédure fait intervenir à chaque itération i le choix du meilleur voisin défini par $\mathbf{x}^{(i)} = (x_1^{(i-1)}, ..., x_{i-1}^{(i-1)}, x_i^{(i)}, x_{i+1}^{(i-1)}, ..., x_n^{(i-1)})$ tel que:

$$x_i^{(i)} = \underset{y \in \mathcal{X}_i}{\operatorname{argmin}} f((x_1^{(i-1)}, ..., x_{i-1}^{(i-1)}, y, x_{i+1}^{(i-1)}, ..., x_n^{(i-1)})). \tag{2.8}$$

Ce choix permet d'aboutir à une nouvelle configuration i ayant un coût $f(\mathbf{x}^{(i)}) \leq f(\mathbf{x}^{(i-1)})$. Cette procédure (de n itérations) peut être exécutée plusieurs fois successivement en prenant à chaque fois comme configuration de départ la configuration obtenue à la fin de la procédure précédente. L'algorithme d'approximation successive s'arrête lorsqu'aucune amélioration n'est possible.

2.5 Exemples de problèmes classiques

Toujours dans un but d'introduction, nous présentons dans cette section des problèmes d'optimisation classiques dans le domaine de réseaux. Nous retrouverons ces problèmes dans les chapitres suivants de ce mémoire mais sous des formes plus complexes et plus évoluées.

2.5.1 Problème du plus court chemin

Supposons qu'un réseau est représenté par un graphe $G = (V, E)$ où V est l'ensemble de noeuds du réseau et E est l'ensemble des arcs qui représentent les liens du réseau. G est muni d'une valuation l_e des arcs, nommée longueur. Nous appelons longueur l_p d'un chemin p la somme des longueurs des arcs constituant le chemin p.

$$l_p = \sum_{e \in p} l_e. \tag{2.9}$$

Le problème du plus court chemin consiste à trouver un chemin p entre un noeud source s et un noeud de destination t tel que sa longueur soit minimale. Cette notion de longueur des arcs induit la notion de distance entre les noeuds. En effet, pour une source s donnée, la distance est une valuation des noeuds du graphe tel que pour chaque noeud v, la distance est définie comme la longueur de plus court chemin entre s et v.

Etant donné que le nombre de chemins croît de façon exponentielle en fonction du nombre d'arcs du graphe, le problème du plus court chemin peut paraître un peu compliqué. Cependant, dans la majorité des cas, il existe des algorithmes polynomiaux pour le résoudre. C'est notamment le cas pour

l'algorithme Dijkstra [30] qui peut s'appliquer lorsque les longueurs des arcs sont positives.

Le principe de cet algorithme consiste à partitionner l'ensemble des noeuds du graphe par une coupe $(S, \bar{S})$. Les noeuds de S sont supposés fixés car leurs distances par rapport à la source sont calculées et ne seront plus recalculée. Au contraire, les noeuds $\bar{S}$ sont temporaires. Chaque noeud n dispose d'une valeur $d(n)$ appelée étiquette (ou label en anglais) égale à la plus courte distance trouvée à un moment de l'algorithme. A chaque itération, le noeud i de l'ensemble $\bar{S}$ ayant la plus petite étiquette passe dans l'ensemble S et son étiquette $d(i)$ prend la valeur de la distance minimale de la source à ce noeud. En conséquence, pour tout noeud j du cocycle sortant de i, le plus court chemin de la source à j traversant i vaut $d(i) + l_{(i,j)}$. L'étiquette de j est alors mise à jour en cas d'amélioration. Notons aussi que les distances $d(j)$ vérifient les conditions d'optimalité, illustrées dans le Théorème 1, sur les arcs.

Théorème 1 *Pour tout noeud $j \in V$, soit $d(j)$ la longueur d'un chemin entre la source et le noeud j. Alors les valeurs $d(j)$ représentent les distances par les plus courts chemins si et seulement si elles vérifient les conditions d'optimalité suivantes:*

$$d(j) \leq d(i) + l_{(i,j)}, \quad \forall (i,j) \in E. \tag{2.10}$$

2.5.2 Les problèmes de flots

Parmi les problèmes fréquents dans le domaine d'optimisation de réseaux de télécommunications, surgissent les problèmes de flots qui interviennent surtout lorsqu'il s'agit de recherche de chemin dans les graphes. Ces problèmes ont été l'objet de plusieurs réflexions et travaux de recherche. De ce fait, il existe des algorithmes efficaces, c'est-à-dire en temps polynomial, capables de résoudre les problèmes de flots de manière exacte. Le chalenge consiste donc à savoir modéliser un problème particulier sous la forme d'un problème de flot lorsque c'est possible, et de maîtriser les principaux algorithmes et techniques qui peuvent s'appliquer pour résoudre ce type de problème.

De nombreux problèmes d'optimisation dans les réseaux se ramènent à la recherche de flots particuliers sur un graphe, les plus connus sont le problème de flot maximum, le problème de flot compatible, le problème de multi-flot maximum, le problème de multi-flot compatible, etc. Dans la suite, nous donnons un aperçu sur quelques problèmes évoqués dans le cadre de ce travail de thèse. Pour une description plus détaillée, le lecteur peut se référer à [1].

2.5.2.1 Notion de flot

Un réseau de flot, appelé aussi réseau de transport, est un graphe $G = (V, E)$ où V représente l'ensemble des sommets et E représente l'ensemble des arcs du réseau. Les arcs seront les supports des flots et les sommets seront les points de passage des flots. Chaque arc (u, v), reliant deux sommets u et v, est muni d'une capacité $c_{u,v}$ positive qui reflète la limite du flux admissible sur (u, v).

Un flot f dans un réseau de transport est une fonction entière positive ou nulle, qui associe à chaque arc (u, v) une quantité $f_{u,v}$ qui représente la quantité transportée sur cet arc en provenance de la source

et en destination du puits. Un flot est dit admissible sur un arc $(u, v) \in E$ si $f_{u,v} \leq c_{u,v}$. Un flot doit respecter aussi la loi de conservation, dite loi de Kirchhoff, qui exige qu'à chaque sommet i différent de la source et du puits, la somme du flot entrant dans i est égale à la somme du flot sortant de i.

2.5.2.2 Notion de graphe résiduel

A un flot admissible f dans un réseau de transport (représenté par un graphe G), nous associons le réseau résiduel (représenté par un graphe résiduel G_f) dont les sommets sont ceux du graphe G, et les arcs sont à double sens: à tout arc (u, v) de G, nous associons dans le graphe résiduel G_f:

- un arc (u, v) de même sens et de capacité résiduelle $c_{u,v} - f_{u,v} \geq 0$,
- un arc (v, u) de sens opposé et de capacité résiduelle $f_{u,v} \geq 0$.

Le graphe résiduel représente la modification que nous pouvons faire subir au flot f tout en conservant la propriété de flot admissible. En effet, l'ajout d'une quantité Δ du flot sur l'arc (u, v) correspond, dans le graphe résiduel, à augmenter de Δ la capacité de (v, u), et à retrancher de Δ la capacité de (v, u). La capacité d'un arc du graphe résiduel correspond donc aux possibilités de variation (modification) du flot (augmentation dans le sens direct, diminution dans le sens contraire). En pratique, cette notion de réseau résiduel sert à la recherche de chemin améliorant (ou chemin augmentant) qui permet d'incrémenter, et donc maximiser, la valeur d'un flot admissible entre une source et un puits dans un réseau de transport.

2.5.2.3 Problème de flot maximum

Etant donné les capacités des arcs d'un réseau de transport, le problème de flot maximum consiste à trouver la quantité maximale de flot qui peut être acheminée d'une source s à une destination t. La Figure 2.3 illustre trois solutions différentes d'une instance du problème de flot maximum. Nous admettons que chaque arc (u, v) est étiqueté par deux valeurs: la première représente la valeur du flot $f_{u,v}$ et la deuxième est la capacité de l'arc $c_{u,v}$.

Nous appelons un st-flot dans le graphe G le flot circulant entre une source s et une destination t. En associant à chaque arc $(u, v) \in E$ une variable $x_{u,v}$ indiquant la quantité de flot qui le traverse, un st-flot peut être représenté par un vecteur de variables $x = (x_{u,v})$. Sa valeur est donnée par:

$$f(x) = \sum_{v:(s,v)\in E} x_{s,v} = \sum_{v:(v,t)\in E} x_{v,t}. \tag{2.11}$$

En se basant sur cette définition, le problème de flot maximum peut être ainsi exprimé, en utilisant une formulation sommet-arc, sous la forme du programme linéaire (MF) suivant:

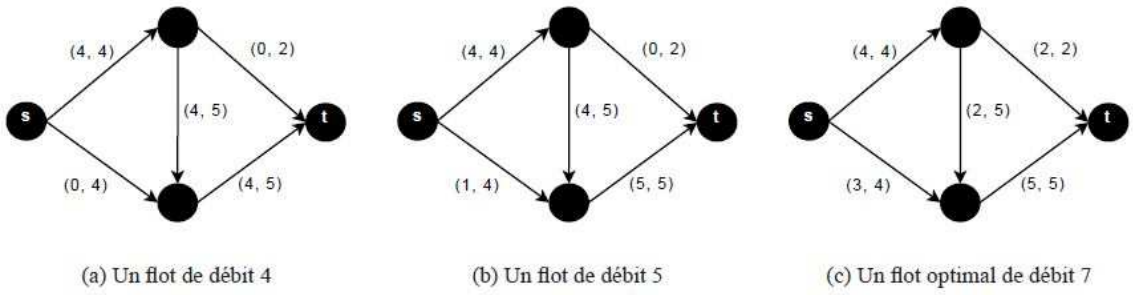
$$\text{Max } f \tag{MF}$$

$$\text{s.c.} \sum_{v:(u,v)\in E} x_{u,v} - \sum_{v:(v,u)\in E} x_{v,u} = \begin{cases} f & \text{si } i = s \\ -f & \text{si } i = t \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}, \quad \forall u \in V, \tag{2.12}$$

$$x_{u,v} \leq c_{u,v}, \quad \forall (u,v) \in E, \tag{2.13}$$

$$x_{u,v} \geq 0, \quad \forall (u,v) \in E. \tag{2.14}$$

Les expressions (2.12) reflètent la loi de conservation du flot dans le réseau. Les expressions (2.13) représentent les contraintes de capacité qui limitent la quantité de flot circulant sur un arc à sa capacité. Les expressions (2.14) représentent les contraintes d'intégrité du problème.



(a) Un flot de débit 4 (b) Un flot de débit 5 (c) Un flot optimal de débit 7

Figure 2.3: Exemple de solutions d'un problème de flot maximum.

Plusieurs algorithmes ont été proposés pour résoudre le problème de flot maximum mais le plus connu reste celui de Ford et Fulkerson [41]. Cet algorithme se base sur le théorème de Ford-Fulkerson qui annonce que, dans un réseau de transport avec des capacités d'arcs données, le flot maximum pouvant aller d'une source s à un puits t est égal à la capacité minimale devant être retirée du graphe afin d'empêcher qu'aucun flot ne puisse passer de s à t. En langage formel, nous appelons cela la coupe minimale ou la coupe de capacité minimale [48].

L'algorithme de Ford et Fulkerson consiste à partir d'un flot f réalisable (un flot nul par exemple) et à l'améliorer itérativement. A chaque itération, le réseau résiduel est reconstruit et l'algorithme vérifie s'il existe un chemin augmentant (améliorant) pour le flot, c'est à dire un chemin orienté de la source s au puits t dans le réseau résiduel. Ceci revient à chercher une chaîne améliorante [48] dans le graphe résiduel. Si un tel chemin existe, il est saturé dans le réseau résiduel et le flot correspondant est ajouté à f. L'algorithme s'arrête lorsqu'aucun chemin améliorant ne peut être trouvé.

2.5.2.4 Problème de multi-flot maximum

Le problème de multi-flot, appelé aussi problème de flot multi-commodités (Multi-commodity flow en anglais), est une généralisation du problème de flot. Il s'agit de faire cohabiter plusieurs flots simultanément dans le réseau de transport entre plusieurs couples (commodités) source-destination, de sorte

que la somme des flots passant sur un arc soit inférieure à sa capacité. Le problème de multi-flot est utile dans plusieurs applications, notamment lorsqu'il s'agit de calculer des routes pour des demandes qui sont en concurrence pour certaines ressources. Les ressources dans ce cas sont généralement modélisées par des capacités sur les arcs du graphe de transport, support des routages possibles.

En considérant toujours le graphe de transport $G = (V, E)$ avec des capacités c sur ses arcs, nous supposons un ensemble de commodités $\mathcal{C} = \{(s_k, t_k) : s_k, t_k \in V, k = 1, ..., K\}$ dans le réseau. Soit P_k l'ensemble des chemins de s_k à t_k dans G, $P = \cup_k P_k$ et P_e l'ensemble des chemins de P qui traversent l'arc e. A chaque chemin $p \in P_k$ est associée une variable $x_k(p)$ représentant la quantité de flot circulant sur le chemin p pour la commodité k. La valeur du flot de s_k à t_k (flot de la commodité k) s'exprime ainsi par:

$$f_k = \sum_{p \in P_k} x_k(p). \tag{2.15}$$

Le problème de multi-flot maximum cherche à maximiser la somme des flots de chaque commodité de $\mathcal{C}$ en respectant les capacités des arcs du graphe G. C'est équivalent à maximiser la somme des flots circulant dans tous les chemins du graphe. Le programme linéaire du multi-flot maximum (MMF), basée sur une formulation arc-chemin, est le suivant:

$$\text{Max} \quad \sum_{p \in P} x(p) \tag{MMF}$$

$$\text{s.c.} \quad \sum_{p \in P_e} x(p) \leq c_e, \quad \forall e \in E, \tag{2.16}$$

$$x(p) = \sum_{k=1}^{K} x_k(p), \quad \forall p \in P, \tag{2.17}$$

$$x_k(p) \geq 0, \quad \forall p \in P_k, \forall k = 1, ..., K. \tag{2.18}$$

Les expressions (2.16) représentent les contraintes de capacités correspondant aux arcs du graphe. Les expressions (2.17) calculent pour chaque chemin p la valeur de flot total qui le traverse. Les expressions (2.18) sont les contraintes d'intégrité du problème. Nous signalons que le fait que le flot soit transporté par des chemins, la loi de conservation de flot est intrinsèquement vérifiée.

Il est à noter que nous pouvons facilement calculer les valeurs du multi-flot arc-sommet à partir des valeurs du multi-flot arc-chemin en appliquant la formule (2.19):

$$x_k(e) = \sum_{p \in P_e} x_k(p). \tag{2.19}$$

Dans la formulation (MMF), nous pouvons remarquer que le problème suppose des flots fractionnaires (variables $x_k(p)$ réelles) ce qui permet la résolution du problème par n'importe quelle méthode de programmation linéaire. Par contre, si les flots sont modélisés par des variables discrètes, le problème

est connu pour être difficile à résoudre [46].

Outre le multi-flot maximum, plusieurs autres variantes du problème de multi-flot existent. Nous citons à titre d'exemple le problème de multi-flot concurrent maximum, le problème de multi-flot à coût minimal, etc. Une description plus détaillée de ces problèmes est disponible dans [46].

2.5.2.5 Problème de recherche du nombre maximum de chemins arc-disjoints

Le problème de recherche du nombre maximum de chemins arc-disjoints est plus connu sous l'appellation anglaise "Maximum Edge-Disjoint Paths" ou MEDP. Ce problème consiste à maximiser le nombre de chemins à arcs disjoints (pas forcément sommets disjoints) dans un graphe. MEDP est un cas particulier du problème de multi-flot maximum si nous supposons que les capacités des arcs sont mises à 1 et les flots associés aux différentes commodités sont entiers (plus particulièrement égaux à 1 pour le cas de recherche d'un seul chemin par commodité).

Une instance du problème MEDP est représentée par un graphe orienté $G = (V, E)$ et un ensemble de commodités $\mathcal{C} = \{(s_k, t_k) : s_k, t_k \in V, k = 1, ..., K\}$ contenant K requêtes, où chaque requête k cherche un chemin entre s_k et t_k. Une solution faisable du problème est donnée par un sous-ensemble A de $\mathcal{C}$ et une affectation de chemins arc-disjoints à toutes les requêtes dans ce sous-ensemble. Plus précisément, chaque requête $(s_k, t_k) \in A$ doit être associée à un chemin π_k de s_k à t_k dans le graphe G, tel que il n'existe pas deux chemins π_k et $\pi_{k'}$ (pour $k, k' \in A$ et $k \neq k'$) qui ont un arc du graphe en commun. Un tel sous-ensemble A est dit "réalisable" et l'ensemble de chemins arc-disjoints associés aux requêtes appartenant à A est appelé "routage arc-disjoint" pour A. L'objectif consiste à maximiser la cardinalité de A, désignée par $|A|$. Les requêtes appartenant à A sont ainsi appelées requêtes acceptées et celles dans $\mathcal{C} \backslash A$ sont appelées requêtes rejetées.

Le problème MEDP est connu pour être un problème difficile. Fortune, Hopcroft et Wyllie ont prouvé que ce problème est NP-difficile même pour deux commodités seulement [42]. Erlebach dans [38] a donné un aperçu des différents algorithmes d'approximation proposés pour la résolution du problème MEDP sur des graphes arbitraires. Parmi ces algorithmes, il y a ceux qui n'assurent pas une bonne approximation de la solution optimale tel que l'algorithme nommé "greedy" [38] et ceux qui garantissent un ratio d'approximation $\mathcal{O}(\sqrt{m})$ pour un graphe (orienté ou non orienté) contenant m arcs, tel que l'algorithme "bounded-length greedy" et l'algorithme "shortest-path-first greedy" [38]. Nous décrivons dans ce qui suit ce dernier algorithme, nommé aussi SPF dans certains ouvrages.

Algorithme SPF

L'algorithme SPF a été proposé par Kolliopoulos et Stein [69] en 1998. L'idée de SPF consiste d'abord à trouver les plus courts chemins pour l'ensemble de commodités $\mathcal{C}$: chaque requête (commodité) k est associé à un plus court chemin de s_k à t_k dans le graphe G. L'ensemble résultant des plus courts chemins est classé dans un ordre croissant en fonction de la longueur des chemins. En se basant sur ce classement, l'algorithme route ensuite les requêtes une par une dans le graphe. Après chaque routage, les arcs utilisés sont enlevés du graphe. L'algorithme s'arrête lorsque toutes les requêtes sont

traitées. L'Algorithme 3 décrit la procédure SPF.

Algorithme 3 Shortest-Path-First

require $G = (V, E)$, $\mathcal{C} = \{(s_k, t_k) : s_k, t_k \in V, k = 1, ..., K\}$
$A \leftarrow \emptyset$
while $\mathcal{C}$ contient une requête qui peut être routée dans G **do**
    $(s_k, t_k) \leftarrow$ une requête de $\mathcal{C}$ tel que le plus court chemin entre s_k et t_k dans G possède une longueur minimale parmi toutes les requêtes dans $\mathcal{C}$
    $A \leftarrow A \cup \{(s_k, t_k)\}$
    $C \leftarrow C \backslash \{(s_k, t_k)\}$
    $\pi_k \leftarrow$ un plus court chemin entre s_k et t_k dans G
    enlever tous les arcs $e \in \pi_k$ du graphe G
end while
return A et $\{\pi_k : (s_k, t_k) \in A\}$

Kolliopoulos et Stein ont pu montrer théoriquement que l'algorithme SPF permet de garantir, quel que soit le graphe étudié (orienté ou non orienté), une approximation de la solution optimale du problème MEDP. Ils énoncent ainsi le Théorème 2. La preuve de ce théorème est disponible dans [38].

Théorème 2 *L'algorithme "shortest-path-first greedy" a un ratio d'approximation qui est au maximum de* $\lceil \sqrt{m} \rceil$ *pour les graphes orientés ou non orientés contenant* m *arcs.*

2.6 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre certaines techniques d'optimisation. Nous avons particulièrement mis l'accent sur les techniques de résolution exacte par programmation linéaire et programmation linéaire en nombres entiers. Nous avons ensuite étudié quelques méthodes heuristiques classiquement adoptées pour résoudre des problèmes d'optimisation dans le domaine de réseaux. A la fin de ce chapitre, nous avons fait le tour de quelques problèmes classiques (tel que le problème de plus court chemin et les problèmes de flots dans les graphes) ainsi que des algorithmes et techniques proposés pour leur résolution.

Dans la suite de ce mémoire, nous proposons d'étudier quelques problèmes d'optimisation de routage et d'allocation de ressources dans les réseaux de transport optiques SDH et WDM, ainsi que dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. La plupart des techniques d'optimisation introduites dans ce chapitre seront adaptées pour résoudre ces problèmes.

CHAPITRE 3

Optimisation du routage et du reroutage des circuits dans les réseaux SDH

3.1 Introduction

Dans le premier chapitre, nous avons décrit les problèmes d'allocation de ressources souvent rencontrés par les opérateurs des réseaux de transport optiques. Dans ce chapitre, nous étudions en détail deux de ces problèmes: le problème du routage et celui du reroutage des circuits SDH.

Nous considérons dans une première partie le problème de routage des circuits SDH. Nous définissons d'abord le problème. Nous donnons ensuite un aperçu sur quelques travaux de recherche précédents qui ont traité ce problème. Nous proposons alors un nouveau modèle "réaliste" de routage des circuits qui prend en considération les contraintes de routage, de transmission et de brassage. Deux méthodes de résolution exacte et heuristique sont présentées respectivement dans les paragraphes 3.3 et 3.4. Au paragraphe 3.5, nous évaluons numériquement les résultats obtenus avec les méthodes proposées. Nous abordons dans une deuxième partie le problème du reroutage de circuits SDH. Nous définissons d'abord le problème. Nous proposons ensuite une nouvelle méthode heuristique pour sa résolution. Les résultats numériques obtenus sont ainsi présentés dans le paragraphe 3.7. Nous décrivons dans le paragraphe 3.8 le travail réalisé pour l'intégration des algorithmes développés dans l'outil de planification NEST SDH/DWDM de la société QoS Design. En conclusion, nous synthétisons les points clés de notre contribution.

3.1.1 Motivations et contexte d'étude

La technologie SDH est utilisée dans de nombreux réseaux coeur à très grandes capacités et est basée généralement sur une infrastructure optique. Le coût des réseaux SDH est très important, notamment le coût des équipements (cartes de transmission, cartes de brassage, fibres optiques) qui dépend de la manière de router le trafic et d'allouer les ressources. Cet aspect de routage et d'allocation de ressources, qui a des répercussions économiques, est suffisamment important pour les opérationnels des réseaux

SDH qui cherchent à optimiser le revenu de leurs infrastructures installées.

Malgré l'apparition de la technologie WDM qui offre des débits de transmission largement supérieurs à ceux offerts par SDH, plusieurs opérateurs conservent encore de nos jours leurs réseaux SDH pour deux raisons: soit ils n'ont pas les moyens financiers suffisants pour migrer complètement vers WDM, et donc ils choisissent une migration progressive en déployant WDM (ou DWDM) dans les axes les plus chargés de leurs réseaux, soit leurs réseaux SDH déployés couvrent encore leurs besoins en termes de capacités de transport et ne nécessitent pas une évolution vers WDM. Tout ceci fait que de nombreux opérateurs maintiennent toujours des réseaux SDH et doivent encore aujourd'hui gérer ces réseaux. Etant donné la complexité de ces réseaux (ressources de transmission granulaires, ressources de brassage granulaires, bande passante fragile à la fragmentation,...), des outils permettant d'automatiser et d'optimiser efficacement la gestion de ces réseaux sont indispensables. Plusieurs opérateurs cherchent encore ce genre d'outils d'aide à la décision pour maitriser la planification du routage et l'allocation des ressources dans leurs réseaux SDH, que ce soit pour les nouvelles demandes de circuits ou pour les circuits déjà placés (cas du reroutage).

Ce besoin a été particulièrement exprimé par l'un des clients (un opérateur historique) de la société QoS Design. Comme plusieurs opérateurs, il cherche à automatiser et optimiser le processus de routage et d'allocation de ressources pour les nouvelles demandes de circuits qui arrivent dans son réseau SDH et qui généralement ne sont pas nombreuses. En effet, pour placer des nouvelles demandes de circuits dans le réseau, les opérationnels du réseau doivent choisir une route pour chacune de ces demandes en prenant en considération la disponibilité des ressources de transmission dans les fibres et en vérifiant en même temps la disponibilité des ressources de brassage (commutation) au niveau des noeuds traversés par la route choisie. Ce choix devra également optimiser d'autres critères tels que la fragmentation de la bande passante, le nombre de ressources consommées, etc. Cette opération fastidieuse engendre souvent une mauvaise gestion des ressources du réseau même dans le cas de placement d'un nombre limité de nouveaux circuits.

En partant de ce besoin, nous cherchons à concevoir des algorithmes efficaces qui permettent de fournir un routage à moindre coût en tenant compte de la rareté des ressources (transmission et brassage) dans le réseau SDH. Nous considérons alors $\mathbf{x} = (x_i)_{j \in E}$ l'état du réseau à un instant donné où E est l'ensemble des liaisons SDH présentes dans le réseau et x_j est une variable reflétant la rareté des ressources au niveau d'une liaison j. Nous notons par $f(\mathbf{x})$ le coût du réseau au même instant. Soit $\mathbf{X}$ l'ensemble des états admissibles du réseau, le problème à résoudre est un problème de minimisation exprimé comme suit:

$$\begin{aligned} &\text{Minimiser} \quad f(\mathbf{x}) \\ &\text{s.c.} \quad \mathbf{x} \in \mathbf{X}. \end{aligned}$$

Considérons maintenant un réseau SDH opérationnel (réseau chargé) à un état initial donné par $\mathbf{x}^0$. Nous cherchons à router d'une manière optimale un nombre n de demandes de circuits dans ce réseau. En supposant que ce nombre est petit par rapport au nombre de circuits déjà routés dans le réseau, on peut en faisant une approximation de premier ordre écrire le coût de l'état $\mathbf{x}$, obtenu aprés routage, de la façon suivante:

$$f(\mathbf{x}) = f(\mathbf{x}^0) + \sum_j c_j(x_j - x_j^0), \tag{3.1}$$

où $c_j = \frac{\partial f}{\partial x_j}(\mathbf{x}^0)$ représente le coût marginal, associé à la liaison j, pour l'ajout (placement) de n circuits dans le réseau existant $\mathbf{x}^0$. En supposant que le nombre n de nouveaux circuits à placer dans le réseau est très petit (comme c'est le cas dans la réalité où il est rare d'avoir un grand nombre de demandes de circuits arrivant simultanément dans le réseau), on peut utiliser l'approximation linéaire ci-dessus. A partir de cette hypothèse, le problème d'optimisation à résoudre consiste alors à:

$$\begin{aligned}
\min_{\mathbf{x}\in\mathbf{X}} f(\mathbf{x}) &\Leftrightarrow \min_{\mathbf{x}\in\mathbf{X}} f(\mathbf{x}^0) + \sum_j c_j(x_j - x_j^0) \\
&\Leftrightarrow \min_{\mathbf{x}\in\mathbf{X}} \sum_j c_j x_j + [f(\mathbf{x}^0) - \sum_j c_j x_j^0], \\
&\Leftrightarrow \min_{\mathbf{x}\in\mathbf{X}} \sum_j c_j x_j,
\end{aligned}$$

où la première équivalence est déduite en se référant à l'équation (3.1), tandis que la troisième équivalence est conclue en remarquant que $f(\mathbf{x}^0) - \sum_j c_j x_j^0$ est une constante du problème. Le problème d'optimisation tel qu'il est peut être alors résolu "approximativement" par la programmation linéaire en se basant toujours sur l'hypothèse de routage d'un nombre limité de demandes de circuits.

Le travail présenté dans ce chapitre a comme objectif de résoudre efficacement le problème de routage des circuits et d'attribution de ressources à moindre coût. Nous proposons, dans un premier temps, une approximation du problème basée sur la programmation linéaire PLNE qui pourra être acceptable s'il y a peu de demandes de circuits à router dans le réseau. Nous concevons également une heuristique adaptée au même problème. Dans un second temps, nous proposons une deuxième heuristique efficace qui pourra être appliquée dans le cas où il y a plusieurs demandes de circuits à router et qui tiendra compte de l'évolution de la rareté des ressources dans le réseau.

Avant de définir le problème de routage de circuits, nous proposons de décrire le problème de fragmentation de la bande passante qui sera pris en considération lors de l'étude du problème de routage.

3.1.2 Fragmentation de la bande passante

La structure de multiplexage SDH permet d'encapsuler le trafic dans des entités de transport granulaires (VC-12, VC-3, VC-4). Ces entités, représentant les ressources de transmission, sont ensuite placées dans le module de transport STM (Synchronous Transport Module). La manière de placer les VC-n dans la trame STM peut conduire à une mauvaise utilisation de la bande passante de transmission.

Prenons l'exemple illustré dans la Figure 3.1 où un VC-3 et des VC-12 sont déjà placés dans un module de transport STM-1, basé sur un canal de transmission VC-4. Ce canal n'est pas capable de transporter une nouvelle demande VC-3 (qui nécessite 21 ressources VC-12 consécutives) bien qu'il existe de la capacité disponible (25 ressources VC-12). Il s'agit dans ce cas d'une bande passante

fragmentée. Il est clair que le mauvais placement des anciens circuits a limité l'aptitude du réseau à transporter des nouvelles demandes. Un meilleur placement aurait été possible pour éviter cette situation critique.

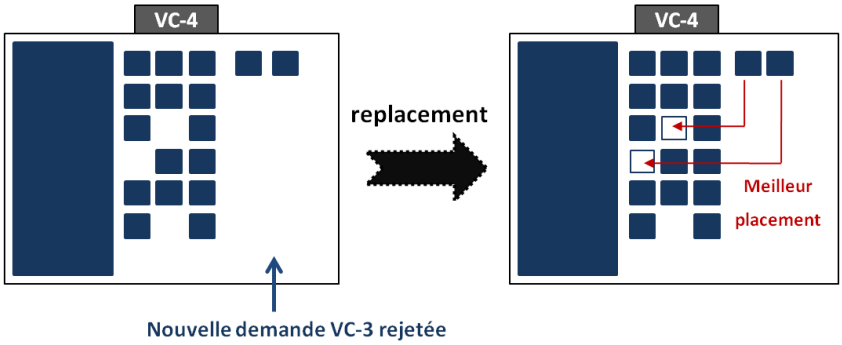


Figure 3.1: Instance du problème de fragmentation de la bande passante dans SDH.

Dans ce travail, les deux principaux défis que nous avons à relever, afin d'éviter la fragmentation de la bande passante, sont:

- Optimiser le placement des nouvelles demandes de circuits en prenant en considération les circuits déjà placés (cas du routage),
- Mettre en cause le placement des circuits déjà placés et optimiser leurs replacements (cas du reroutage).

3.1.3 Problème du routage des circuits SDH

Le problème du routage des circuits SDH est appelé aussi dans ce mémoire problème de placement des circuits SDH, du fait que l'opération de calcul des routes pour les circuits est complètement liée à celle de l'attribution des ressources à ces circuits. Dans la suite de ce chapitre, nous considérons que les deux termes (routage et placement) sont équivalents. Le problème de routage suppose un réseau SDH qui contient déjà des circuits placés et donc des ressources utilisées (le cas des réseaux opérationnels). Il s'agit alors de déterminer une stratégie (plan) de routage à moindre coût pour des nouvelles demandes de circuits en exploitant au mieux les ressources disponibles (résiduelles) dans le réseau.

Comme déjà mentionné dans le Chapitre 1, les ressources d'un réseau SDH sont de deux types: ressources de transmission (entités VC-n) et ressources de brassage (ports de brassage des VC-n). Gérer les ressources de brassage est important pour éviter le blocage des matrices de brassage, et donc des cartes de brassage, au niveau des noeuds SDH. Le coût des cartes de brassage est très important et les ressources de brassage sont considérées comme des ressources rares.

En partant de ce constat, pour réaliser un routage "réaliste", la rareté des ressources de brassage doit être prise en considération conjointement avec la disponibilité des ressources de transmission dans

les fibres. Le problème de routage consiste alors à trouver un compromis entre l'utilisation de ces deux types de ressources. La Figure 3.2 illustre une instance du problème de routage d'un circuit SDH, où deux solutions sont présentées. Dans la première solution, il s'agit de router le circuit sur le chemin où il y a le plus de ressources de transmission disponibles. Quant à elle, la deuxième solution de routage considère non seulement la disponibilité des ressources de transmission mais aussi la rareté des ressources de brassage. Dans ce cas, la route choisie évite de saturer la seule ressource de brassage disponible au niveau du nœud situé à droite, et donc préserve l'aptitude de ce nœud à brasser un futur circuit. En adoptant la deuxième solution, les futurs circuits auront plus de possibilités de routage dans le réseau. Il est clair que ce deuxième routage est plus recommandé vu qu'il assure un compromis entre l'utilisation des ressources de transmission et de brassage.

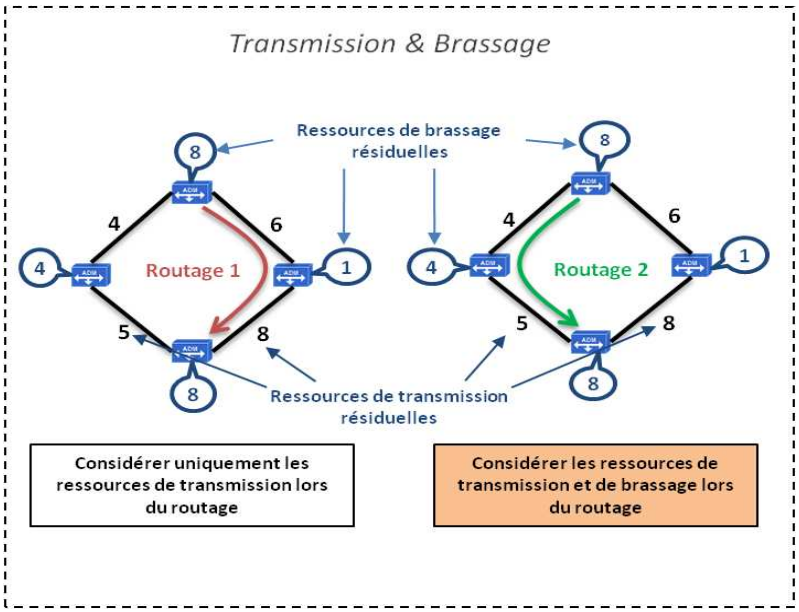


Figure 3.2: Instance du problème de routage d'un circuit SDH.

Router un circuit ne consiste pas seulement à trouver la meilleure route qui prend en considération la rareté des ressources (transmission et brassage) mais aussi à placer le circuit sur les bonnes ressources de transmission (VC-n) pour éviter la fragmentation de la bande passante, comme décrit dans le paragraphe 3.1.2. Il faut donc trouver un routage qui prend en compte la rareté des ressources de transmission et de brassage et qui minimise la bande passante fragmentée au niveau des fibres. C'est exactement ce que nous cherchons à optimiser.

3.1.4 Etat de l'art

Durant ces dernières années, la plupart des travaux de recherche ont été focalisés sur le routage dans les réseaux de transport tout-optique WDM. Le problème de routage est défini en tant qu'un problème de provisionnement de circuits optiques (lightpaths en anglais). Il s'agit dans ce cas de trouver une

route pour chaque circuit optique et de l'associer à une longueur d'onde tout au long de cette route. Ce problème est considéré comme un problème d'optimisation, connu sous l'appellation RWA (Routing and Wavelength Assignment). Il a fait l'objet de plusieurs travaux [101, 22, 2] et sera étudié dans le prochain chapitre de ce mémoire.

Cependant dans SDH, le problème d'affectation de longueurs d'onde n'est pas posé vu que la transmission des signaux se fait sur une seule longueur d'onde dans les fibres. Le but est de calculer des routes pour les demandes de circuits tout en optimisant un certain critère de performance. Pour chaque circuit de bout en bout, un chemin de coût minimum doit être calculé et un ensemble de ressources doivent être utilisées de façon optimale sans engendrer une fragmentation de la bande passante. Dans ce contexte, plusieurs modélisations du problème ont été proposées dans la littérature [3, 87, 94]. La plupart des contributions qui ont été apportées dans ces travaux se basent sur des méthodes heuristiques.

Les travaux [3] et [87] prennent en considération la structure de multiplexage SDH et optimisent l'allocation des ressources de transmission (VC-n) lors du routage des circuits. La topologie du réseau est représentée par un graphe orienté, constitué de l'ensemble des nœuds SDH reliés par un ensemble d'arcs. L'ensemble des arcs incluent l'ensemble des liens (généralement des fibres) du réseau et l'ensemble des "trails" présents dans le réseau. Un "trail" représente un tunnel logique configuré entre un couple de noeuds et a une bande passante fixe (bande passante d'un canal VC-4). Un chemin peut être une suite de liens et de "trails". Si le chemin calculé contient des liens, alors des nouveaux "trails" doivent être créés sur ces liens pour transporter le trafic. Ces "trails" peuvent être réutilisés, en cas de disponibilité de bande passante, pour router des futurs circuits. Basés sur cette approche, les algorithmes gloutons proposés dans [87] résolvent le problème de routage dans les réseaux SDH en essayant d'assurer un compromis entre les trois objectifs suivants: (1) minimiser le nombre de demandes rejetées, (2) minimiser la quantité totale de bande passante consommée, et (3) minimiser le nombre de nouveaux "trails" créés (et donc minimiser la bande passante fragmentée). L'algorithme glouton présenté dans [3] se base sur la même approche mais cherche à trouver un compromis entre la minimisation des ressources consommées et l'équilibrage de charge dans le réseau. Plus précisément, parmi tous les plus courts chemins possibles (en termes de nombre de sauts), cet algorithme sélectionne le chemin le moins chargé. Soulignons que les auteurs de ces travaux considèrent uniquement les capacités de transmission au niveau des liens, sans tenir compte des capacités de brassage au niveau des noeuds.

Le problème étudié dans [94] consiste à re-optimiser le routage dans un réseau SDH afin de diminuer le taux d'occupation des ressources de transmission. Les auteurs cherchent à re-planifier le routage existant pour optimiser la charge des anneaux et des liens point-à-point qui les connectent (liens inter-anneaux). Deux programmes linéaires sont proposés: le premier résout le problème de routage intra-anneaux et le deuxième résout le problème de routage inter-anneaux. Les résultats illustrés montrent que les algorithmes proposés permettent de diminuer l'occupation des liens de transmission dans le réseau SDH.

La capacité de survie des réseaux SDH est un aspect qui a été aussi considéré dans plusieurs travaux, conjointement avec l'aspect de routage et de provisionnement de chemins. Les auteurs dans [99] ont proposés deux approches pour le provisionnement des connexions DoS (Data over SDH) de secours.

La première approche permet de maximiser le partage des connexions de secours (backup) entre les connexions DoS primaires, ce qui conduit généralement à une utilisation efficace des ressources de transmission dans le réseau. La deuxième approche cherche elle à optimiser le temps de reprise après une panne tout en assurant un partage des connexions de secours acceptable. Les deux approches utilisent la concaténation virtuelle (VCAT) des VC-n afin de maximiser le partage des connexions de secours. La concaténation virtuelle est une technique qui permet de regrouper un nombre arbitraire de conteneurs VC-n, qui peuvent être non contigus dans la trame STM, afin de créer un plus grand conteneur. Les deux contributions garantissent une protection à 100% contre les coupures mono-fibre et une protection partielle contre les coupures multi-fibres.

La restauration des chemins et l'allocation de bande passante en temps réel dans les réseaux SONET (Synchronous Optical NETwork) est un autre problème qui a été étudié dans [47]. Le modèle élaboré est applicable dans le cas de demandes dynamiques de circuits dans un réseau SONET maillé. L'idée consiste à allouer une capacité de réserve pour chaque chemin calculé dans le but de garantir une restauration en temps réel des circuits. Dans [4], deux algorithmes de calcul de chemins lien-disjoints dans les réseaux SONET sont proposés afin de fournir des chemins de protection avec une certaine qualité de service (QoS). Les auteurs ont choisi d'adopter l'algorithme de plus court chemin en termes de délai de transmission dans les liens.

Le routage dans les réseaux de transport multicouches a fait aussi l'objet de plusieurs travaux de recherche. L'architecture SDH sur WDM reste la plus traité étant donné que la migration de SDH vers WDM se fait progressivement sur l'infrastructure de transport optique. Donc, il est fortement possible de se trouver dans le cas où un réseau de transport est constitué de deux couches: une couche SDH et une couche WDM. Ce type de réseau est généralement composé par des portions de réseaux en SDH (parties d'accès et interurbains) et d'autres en WDM (partie coeur). Le problème de routage dans les réseaux SDH/WDM a été étudié dans [52, 68, 95, 109]. Différents critères d'optimisation ont été définis dans ces travaux tels que le coût des équipements [52] et l'utilisation des ressources [68] [95] [109].

3.1.5 Contributions

Plusieurs travaux précédents ont traité le problème de routage et d'allocation de ressources dans les réseaux SDH en considérant comme critère d'optimisation la fragmentation de la bande passante. Mais la majorité des modèles proposés dans ce contexte tiennent compte uniquement de la disponibilité des ressources de transmission. Ils ne prennent pas en considération les ressources de brassage au niveau des noeuds SDH (les ports de brassage VC-n). Ces ressources sont critiques pour les opérateurs étant donné leur coût important (coût des cartes de brassage) et leur impact sur la décision de routage. En effet, un nœud qui n'a pas des ressources de brassage ne peut plus desservir de nouveaux circuits. Il est considéré alors comme saturé.

Partant de ce constat, notre contribution au problème de routage dans les réseaux SDH est double:

- **Coût des ressources**: nous proposons une nouvelle définition du problème de routage des circuits SDH qui tient compte des coûts des ressources granulaires de transmission et de brassage (VC-12, VC-3, VC-4). Grâce à une définition fine des coûts, notre modèle assure un compromis entre la rareté des ressources de transmission et la rareté des ressources de brassage.

- **Politique de placement**: nous proposons une nouvelle politique de placement de circuits qui permet de minimiser la fragmentation de la bande passante dans les fibres. Plus précisément, nous pénalisons, grâce à une fonction coût bien définie, tout placement d'un circuit sur des ressources qui, en les utilisant, engendrent une fragmentation de la bande passante.

Notre contribution touche aussi à l'aspect du reroutage des circuits SDH. Le problème de reroutage sera décrit ultérieurement dans le paragraphe 3.6. Il se pose dans le cas d'un réseau opérationnel où des circuits placés doivent être mis en cause et replacés afin de minimiser la bande passante fragmentée dans les fibres. Nous proposons dans ce contexte une nouvelle approche à deux phases qui se base sur une politique de replacement de circuits identique à celle du placement de circuits définie dans le cas du routage. Nous introduisons aussi une nouvelle définition du coût global du réseau. Ce coût dépend de la stratégie de routage déployée dans le réseau et va nous permettre de comparer entre le réseau à l'état initial (avant le reroutage) et le réseau à l'état final (après le reroutage).

Les solutions proposées (algorithmes de routage et de reroutage) dans ce chapitre sont intégrées dans un environnement logiciel de planification NEST SDH/DWDM et montrent des bonnes performances en termes de qualité de routage et temps de calcul.

3.2 Nouvelle approche pour l'optimisation du routage des circuits SDH

Nous formulons dans cette section le problème du routage (placement) des circuits dans les réseaux SDH d'une manière nouvelle en prenant en considération les contraintes de routage, de transmission et de brassage et en considérant des coûts de ressources granulaires.

3.2.1 Description du modèle

Un réseau de transport SDH est composé par un ensemble de noeuds (multiplexeurs ADM, brasseurs DXC) interconnectés entre eux par des liaisons optique (fibres), généralement selon une topologie en anneaux ou maillée.

3.2.1.1 Les noeuds

Chaque noeud SDH, de type ADM ou DXC, possède une capacité de brassage d'ordre supérieur (VC-4) et/ou une capacité de brassage d'ordre inférieur (VC-3 et VC-12). Cette capacité est exprimée en nombre de ports de brassage VC-n. Un port de brassage de niveau VC-n peut être utilisé pour brasser un circuit VC-n ou des circuits VC d'ordre inférieur à n. Le Tableau 3.1 illustre la correspondance entre les ports de brassage VC-n et les circuits VC-n. Pour chaque port, nous représentons sa capacité de brassage en circuits. Par exemple, un port de brassage VC-3 peut servir à brasser un circuit VC-3 ou 21 circuits VC-12.

A partir de ce tableau, nous pouvons aussi déduire les règles suivantes:

- Le brassage d'un circuit VC-4 nécessite 2 ports de brassage VC-4 (un à l'entrée et un à la sortie de la matrice de brassage du noeud),

- Le brassage d'un circuit VC-3 requiert $2 * \frac{1}{3}$ ports VC-4, 2 ports VC-3 et $2 * 21$ ports VC-12 (car les niveaux VC-3 et VC-12 sont dépendants: le blocage d'un port VC-3 induit le blocage de 21 ports VC-12),
- Le brassage d'un circuit VC-12 occupe $2 * \frac{1}{63}$ ports VC-4, $2 * \frac{1}{21}$ ports VC-3 et 2 ports VC-12.

Tableau 3.1: Correspondance entre ports de brassage et circuits.

		Circuits		
		VC-4	VC-3	VC-12
Ports	VC-4	1	3	63
	VC-3	-	1	21
	VC-12	-	-	1

3.2.1.2 Les liens

Chaque lien SDH (fibre optique) est caractérisé par une capacité de transmission exprimée en modules de transport STM (Synchronous Transport Module). Cette capacité peut être également exprimée en nombre de canaux de transmission VC-4. La correspondance entre la capacité d'un lien SDH et le nombre de canaux de transmission est illustrée dans le Tableau 3.2.

Tableau 3.2: Les capacités des liens SDH.

Capacité	Nombre de canaux
STM-1	1
STM-4	4
STM-16	16
STM-64	64
STM-256	256

3.2.1.3 Les canaux de transmission

Chaque canal de transmission peut être structuré selon différentes configurations possibles (mappage en VC-4, en VC-3, en VC-12 ou en VC-3/VC-12). Chaque VC-n représente une ressource de transmission et est repérée par une position donnée dans le canal de transmission. La Figure 3.3 représente les différentes positions possibles dans un canal de transmission. Il y a quatre possibilités: (1) un canal mappé en VC-4 contient une seule ressource VC-4 à la position 0, (2) un canal mappé en VC-3 contient 3 ressources VC-3 aux positions 0, 21 et 42, (3) un canal mappé en VC-12 contient 63 ressources VC-12 repérées par les positions allant de 0 à 62, et (4) un canal mappé en VC-3/VC-12 contient une mixture de ressources VC-3 et VC-12.

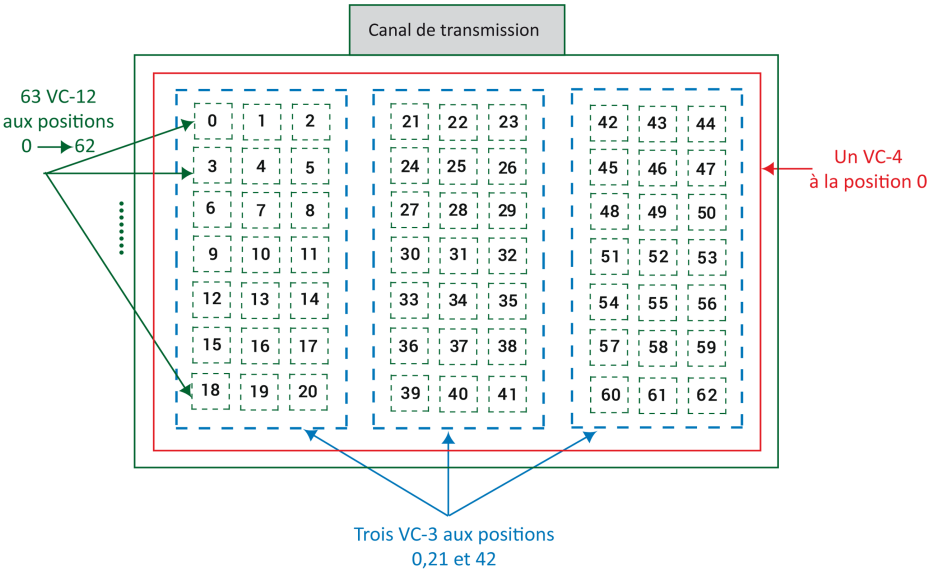


Figure 3.3: Les positions des ressources dans un canal de transmission.

Nous formulons dans ce qui suit un modèle “réaliste” d’optimisation de routage des circuits dans les réseaux SDH, qui prend en considération les contraintes de routage, de transmission et de brassage. Nous considérons plus précisément le cas des réseaux SDH opérationnels où des ressources sont déjà occupées et d’autres sont encore disponibles.

3.2.2 Formulation mathématique du modèle

Nous représentons un réseau de transport SDH par un graphe orienté $G = (V, E)$ où V est l’ensemble des nœuds représentant les nœuds SDH du réseau et E est l’ensemble des arcs représentant les fibres reliant les noeuds SDH. Nous adoptons une formulation noeud-lien pour modéliser mathématiquement le problème de routage des circuits SDH.

3.2.2.1 Définition de la solution de routage

Notons $\mathcal{K}$ l’ensemble des demandes de circuits (de type VC-t pour $t = 4, 3, 12$) qui doivent être routées dans le réseau. Le problème de routage consiste à trouver un chemin pour chaque demande de circuit $k \in \mathcal{K}$. Le chemin est représenté par une succession de fibres dans le réseau. Pour chaque demande $k \in \mathcal{K}$ et chaque fibre $e \in E$, nous définissons la variable de décision suivante:

$$x_e^k = \begin{cases} 1 & \text{si la demande } k \text{ est routée sur la fibre } e, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Si une demande k de type VC-t est routée sur une fibre e, il faut préciser sur quel canal de transmission et à quelle position de ressource VC-t elle est placée. Notons par j l'indice du canal de transmission dans la fibre et par p l'indice de la position dans le canal de transmission. Nous introduisons ainsi la variable de décision suivante:

$$y_{j,p}^{k,e} = \begin{cases} 1 & \text{si la demande } k \text{ est transportée sur le canal } j \text{ de la fibre } e \text{ à la position } p, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

3.2.2.2 Contraintes du problème

La formulation du problème de routage repose sur trois catégories de contraintes: contraintes de routage, contraintes de transmission et contraintes de brassage. Chaque catégorie englobe un ensemble de contraintes inhérentes aux différents niveaux de ressources VC-4, VC-3 et VC-12. Nous supposons dans ce qui suit que l'ensemble $\mathcal{K}$ de demandes de circuits est représenté par trois sous-ensembles Ω_4, Ω_3 et Ω_{12}. Ces derniers représentent respectivement les ensembles de demandes de circuits de type VC-4, VC-3 et VC-12. Dans ce qui suit, nous décrivons les différentes catégories de contraintes du problème.

Contraintes de routage

Nous introduisons les notations Γ_n^+ et Γ_n^- qui représentent respectivement les ensembles de fibres entrantes et sortantes dans un nœud $n \in V$. Le routage d'une demande de circuit k de bout en bout doit être établi entre sa source $s(k)$ et sa destination $t(k)$. Cette contrainte est exprimée grâce à la loi de conservation de flux appliquée au niveau des noeuds du graphe:

$$\sum_{e \in \Gamma_n^+} x_e^k - \sum_{e \in \Gamma_n^-} x_e^k = h_n^k = \begin{cases} -1 & \text{si } \ n = s(k) \\ 1 & \text{si } \ n = t(k) \\ 0 & \text{sinon,} \end{cases} \quad , \quad \forall k \in \mathcal{K}, \forall n \in V, \tag{3.2}$$

Afin d'exprimer la relation linéaire entre les variables de décision du problème x_e^k et $y_{j,p}^{k,e}$, nous introduisons les contraintes qui définissent la règle de routage suivante: "si une demande k est routée sur une fibre e (c.à.d. $x_e^k = 1$), cette demande doit impérativement occuper une position p donnée sur un canal j bien déterminé dans la fibre e (c.à.d. $y_{j,p}^{k,e} = 1$)". Nous notons par c_e la capacité de la fibre e en nombre de canaux de transmission. Nous exprimons ci-dessous les contraintes de placement pour les demandes de type VC-4, VC-3 et VC-12 par:

$$\sum_{j=1}^{c_e} y_{j,0}^{k,e} = x_e^k, \quad \forall k \in \Omega_4, \forall e \in E, \tag{3.3}$$

$$\sum_{j=1}^{c_e} \sum_{p=0,21,42} y_{j,p}^{k,e} = x_e^k, \quad \forall k \in \Omega_3, \forall e \in E, \tag{3.4}$$

$$\sum_{j=1}^{c_e} \sum_{p=0}^{62} y_{j,p}^{k,e} = x_e^k, \quad \forall k \in \Omega_{12}, \forall e \in E. \tag{3.5}$$

Contraintes de transmission

Les contraintes de transmission permettent d'exprimer des règles inhérentes à la gestion des ressources de transmission. Nous définissons deux types de contraintes de transmission: les contraintes de capacité et les contraintes de placement.

– *Contraintes de capacité*

La solution de routage doit respecter la disponibilité des ressources de transmission dans les fibres SDH. Les contraintes de capacité expriment la règle suivante: "une demande k ne peut être transmise sur un canal j d'une fibre e à la position p que si cette position (ressource) est libre". Nous introduisons ainsi les constantes suivantes:

$$C_{t,p}^{e,j} = \begin{cases} 1 & \text{si le canal } j \text{ de la fibre } e \text{ peut accueillir un VC-}t \text{ à la position } p, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Nous exprimons respectivement les contraintes de capacité pour les demandes de circuits VC-4, VC-3 et VC-12 par:

$$\sum_{k\in\Omega_4} y_{j,0}^{k,e} \leq C_{4,0}^{e,j}, \quad \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \tag{3.6}$$

$$\sum_{k\in\Omega_3} y_{j,p}^{k,e} \leq C_{3,p}^{e,j}, \quad \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \forall p = 0, 21, 42, \tag{3.7}$$

$$\sum_{k\in\Omega_{12}} y_{j,p}^{k,e} \leq C_{12,p}^{e,j}, \quad \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \forall p = 0, ..., 62. \tag{3.8}$$

– *Contraintes de placement*

Les contraintes de placement expriment la règle suivante: "une demande ne peut être placée sur un canal j d'une fibre e à la position p que s'il n'y a pas d'autres demandes occupant cette position". Ces contraintes modélisent l'impact mutuel entre le placement des différents types de circuits VC.

Les contraintes de placement des demandes de circuits VC-4, en tenant compte des demandes de circuits VC-3, sont exprimés par:

$$3\ y_{j,0}^{k,e} \leq 3 - \sum_{d\in\Omega_3} \sum_{p=0,21,42} y_{j,p}^{d,e}, \quad \forall k \in \Omega_4, \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e. \tag{3.9}$$

Les expressions (3.9) assurent qu'une demande de circuit k de type VC-4 peut être placée sur le canal j de la fibre e à la position 0 (c.à.d. $y_{j,0}^{k,e} = 1$) que s'il n'y a aucune demande de circuit d de type VC-3 placée sur le même canal j de la même fibre e aux positions possibles 0, 21 et 42 (c.à.d. $y_{j,0}^{d,e} = 0$, $y_{j,21}^{d,e} = 0$ et $y_{j,42}^{d,e} = 0$).

De la même manière, les contraintes de placement des demandes de circuits VC-4, en tenant compte des demandes de circuits VC-12, sont exprimés par:

$$62\ y_{j,0}^{k,e} \leq 62 - \sum_{d\in\Omega_{12}} \sum_{p=0}^{62} y_{j,p}^{d,e}, \quad \forall k \in \Omega_4, \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e. \tag{3.10}$$

Nous exprimons aussi les contraintes de placement des demandes de circuits VC-3, en tenant compte des demandes de circuits VC-12, par:

$$21\ y_{j,p}^{k,e} \leq 21 - \sum_{d\in\Omega_{12}} \sum_{l=p}^{p+21} y_{j,l}^{d,e}, \quad \forall k \in \Omega_3, \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \forall p = 0, 21, 42. \tag{3.11}$$

Contraintes de brassage

Les contraintes de brassage permettent de prendre en considération la disponibilité des ressources de brassage dans le problème de routage. Etant donné que la matrice de brassage est symétrique et que le nombre de ports de brassage occupés par un circuit à l'entrée (ports "in") d'un noeud est égal au nombre de ports de brassage occupés à la sortie (ports "out") du même noeud, il suffit de considérer les ports de brassage résiduels d'entrée (ou de sortie) de la matrice. Nous introduisons ainsi la constante B_n^t qui représente le nombre de ports de brassage VC-t résiduels à l'entrée du noeud n.

En partant de la règle suivante: "router un circuit VC-t à travers un noeud nécessite des ressources de brassage (ports de brassage) au niveau VC-t, ainsi qu'aux niveaux supérieurs", nous exprimons respectivement les contraintes de brassage inhérentes aux différents niveaux de brassage VC-4, VC-3 et VC-12:

$$\sum_{e\in\Gamma_n^+} \sum_{k\in\Omega_4} x_e^k + \frac{1}{3} \sum_{e\in\Gamma_n^+} \sum_{k\in\Omega_3} x_e^k + \frac{1}{63} \sum_{e\in\Gamma_n^+} \sum_{k\in\Omega_{12}} x_e^k \leq B_n^4, \quad \forall n \in V, \tag{3.12}$$

$$\sum_{e\in\Gamma_n^+} \sum_{k\in\Omega_3} x_e^k + \frac{1}{21} \sum_{e\in\Gamma_n^+} \sum_{k\in\Omega_{12}} x_e^k \leq B_n^3, \quad \forall n \in V, \tag{3.13}$$

$$21 \sum_{e\in\Gamma_n^+} \sum_{k\in\Omega_3} x_e^k + \sum_{e\in\Gamma_n^+} \sum_{k\in\Omega_{12}} x_e^k \leq B_n^{12}, \quad \forall n \in V. \tag{3.14}$$

Les expressions (3.12) représentent les contraintes de capacité pour le niveau de brassage VC-4. En effet, tout circuit VC-12 (respectivement VC-3, VC-4) brassé dans un noeud n requiert $\frac{1}{63}$ (respectivement $\frac{1}{3}$, 1) ports de brassage VC-4 à l'entrée de ce noeud. De ce fait, la capacité de brassage résiduelle B_n^4 servira pour le brassage non seulement des VC-4 mais aussi des VC-3 et VC-12. De même, les expressions (3.13) représentent les contraintes de capacité pour le niveau de brassage VC-3. La capacité résiduelle de brassage VC-3 ne doit pas être dépassée lors du routage des circuits VC-3 et VC-12, sachant que tout circuit VC-12 (respectivement VC-3) brassé dans un noeud n requiert $\frac{1}{21}$ (respectivement 1) port de brassage VC-3 à l'entrée de ce noeud. Les contraintes de capacité pour le niveau de brassage VC-12 sont définies par les expressions (3.14). La capacité résiduelle de brassage VC-12 ne doit pas être aussi dépassée lors du routage des circuits VC-3 et VC-12, sachant qu'un circuit VC-3 (respectivement VC-12) brassé dans un noeud n occupe 21 (respectivement 1) ports de brassage VC-12 à l'entrée de ce noeud.

3.2.3 Problème à résoudre

L'objectif du problème de routage est de trouver la meilleure stratégie de routage (plan de routage) qui minimise la fragmentation de la bande passante et qui tient compte de la rareté des ressources de transmission et de brassage.

Avant d'exprimer la fonction objectif du problème, nous proposons une nouvelle définition des coûts des ressources et nous décrivons la politique de placement adoptée.

3.2.3.1 Définition des coûts des ressources

Notre idée consiste à définir un coût relatif à chaque type de ressource VC-t ($t = 4, 3, 12$) dans chaque fibre SDH. Ces coûts doivent prendre en considération deux aspects importants:

- *La rareté des ressources*: c'est un aspect important dans la décision de routage. Une ressource rare ou critique coûte plus cher qu'une ressource ayant une bonne disponibilité. De ce fait, le coût d'une ressource VC-t doit augmenter à chaque fois que cette ressource devient moins disponible dans le réseau,
- *La dépendance entre les ressources de transmission et les ressources de brassage*: l'accès à une ressource de transmission VC-t dans une fibre SDH nécessite non seulement la disponibilité de la ressource elle-même mais aussi la disponibilité des ressources de brassage VC-t dans les noeuds d'extrémités de la fibre. Donc, l'accès aux ressources de transmission est contraint par la disponibilité des ressources de brassage. De ce fait, le coût d'une ressource VC-t dans une fibre e doit considérer, conjointement, la rareté des ressources de transmission VC-t dans la fibre e et la rareté des ressources de brassage VC-t dans les noeuds d'extrémités de la fibre e.

En partant de ce constat, nous proposons les coefficients α_4^e, α_3^e et α_{12}^e qui représentent respectivement les coûts des ressources de type VC-4, VC-3 et VC-12 dans une fibre e. Ces coefficients sont composés de deux termes qui reflètent respectivement la rareté des ressources de transmission et la rareté des ressources de brassage. Notons par $s(e)$ le noeud source de la fibre e et par $t(e)$ son noeud de destination. Les constantes α_4^e, α_3^e et α_{12}^e sont exprimés par:

$$\alpha_4^e = \left(\frac{1}{\sum_{j=1}^{c_e} C_{4,0}^{e,j}}\right)\left(\frac{1}{E(B_{s(e)}^4)E(B_{t(e)}^4)}\right), \tag{3.15}$$

$$\alpha_3^e = \left(\frac{1}{\sum_{j=1}^{c_e}\sum_{p=0,21,42} C_{3,p}^{e,j}}\right)\left(\frac{1}{E(B_{s(e)}^3)E(B_{t(e)}^3)}\right), \tag{3.16}$$

$$\alpha_{12}^e = \left(\frac{1}{\sum_{j=1}^{c_e}\sum_{p=0}^{62} C_{12,p}^{e,j}}\right)\left(\frac{1}{B_{s(e)}^{12}B_{t(e)}^{12}}\right). \tag{3.17}$$

Ici, $E(B_{s(e)}^n)$ (resp. $E(B_{t(e)}^n)$) représente la partie entière du nombre de ports de brassage VC-n résiduels au niveau du noeud source (resp. destination) de la fibre e .Comme mentionné précédemment, la structure de la matrice de brassage est hiérarchique: pour brasser un circuit d'ordre inférieur (VC-12 par exemple), nous devons passer par les niveaux supérieurs (VC-3 et VC-4) de la matrice de brassage.

A chaque niveau traversé le circuit occupe des ressources de brassage qui peuvent être en portions de ports. A titre d'exemple, un brassage d'un circuit VC-12 requiert $\frac{1}{63}$ ports VC-4, $\frac{1}{21}$ ports VC-3 et 1 port VC-12 à l'entrée du noeud et les mêmes ressources à la sortie. Donc, il est possible d'avoir des capacités de brassage résiduelles VC-4 et VC-3 exprimées en portions de ports. De ce fait, nous ne considérons dans les expressions (3.15) et (3.16) que la partie entière de la capacité résiduelle pour les niveaux VC-4 et VC-3 car la partie fractionnaire sert seulement à brasser les circuits de niveaux inférieurs. Prenons l'exemple du niveau VC-4, la partie fractionnaire de $B^4_{s(e)}$ et $B^4_{t(e)}$, qui représente des portions de port VC-4, est dédiée pour le brassage des circuits de niveaux inférieurs (VC-3 et VC-12) et ne peut pas être considéré comme une ressource pour le brassage d'un VC-4. De même pour le niveau VC-3. La Figure 3.4 illustre comment les coûts α^e_4, α^e_3 et α^e_{12} évoluent en fonction de la disponibilité des ressources dans un exemple de réseau simpliste.

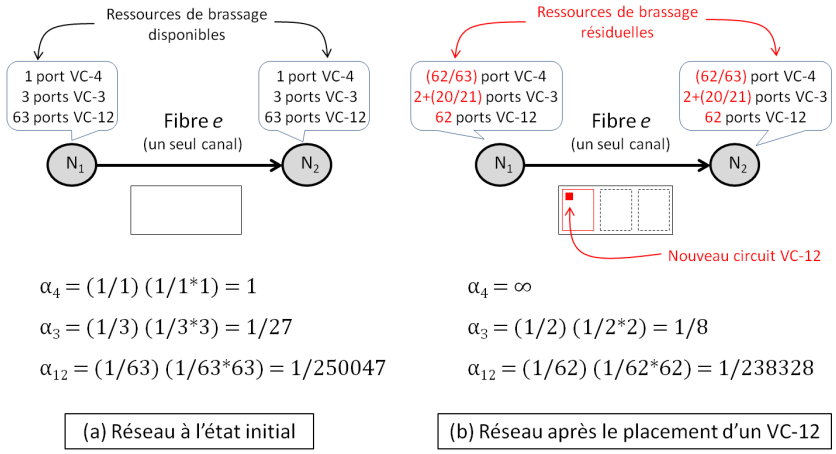


Figure 3.4: Evolution des coûts α^e_4, α^e_3 et α^e_{12} en fonction de la disponibilité des ressources.

3.2.3.2 Politique de placement

Nous cherchons, dans le problème de routage, à minimiser la fragmentation de la bande passante. Ceci revient à choisir les bonnes ressources de transmission parmi celles disponibles pour réaliser un routage optimal des circuits. Une bonne ressource est une ressource qui évite de fragmenter la bande passante disponible. Afin de mettre en place ce principe, nous définissons une politique de placement qui pénalise l'utilisation des mauvaises ressources induisant une fragmentation de la bande passante.

Notre politique consiste à différencier, par des coûts, entre les ressources de transmission disponibles dans les différentes fibres de réseau. Pour ce faire, nous définissons des coûts d'accès aux ressources dans les fibres, appelés aussi coûts de placement dans les fibres. L'utilisation d'une ressource qui cause une fragmentation de la bande passante coûte plus cher qu'une ressource qui évite la fragmentation. Cette politique est illustrée à travers l'exemple de la Figure 3.5. Dans cet exemple, nous montrons trois possibilités de placement d'un circuit VC-12 dans un canal de transmission d'une fibre e. Il y a trois coûts de placement possibles dans cette fibre:

- α_{12}^e s'il existe déjà une ressource VC-12 libre dans un canal mappé en VC-12 ou en VC-3/VC-12. Nous n'avons pas alors besoin d'ouvrir une nouvelle ressource d'ordre supérieur VC-3 pour placer le circuit VC-12,
- $\alpha_{12}^e + \alpha_3^e$ s'il faut ouvrir une nouvelle ressource VC-3 dans le canal de transmission, déjà mappé en VC-3, pour placer le circuit VC-12. Ce VC-3 est devenu mappé en VC-12 et ne peut plus transporter un nouveau circuit VC-3,
- $\alpha_{12}^e + \alpha_3^e + \alpha_4^e$ s'il faut ouvrir une nouvelle ressource VC-4 dans le canal de transmission initialement vide, le mapper en VC-3 et ouvrir ensuite une nouvelle ressource VC-3 pour placer le circuit VC-12. Le canal de transmission est devenu mappé en VC-3/VC-12 et ne peut plus transporter un nouveau circuit VC-4. C'est ce placement qui est le plus coûteux parmi les trois cas possibles.

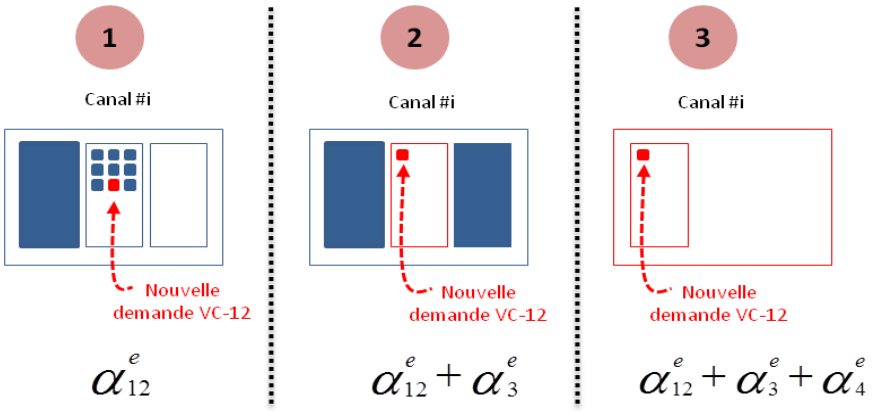


Figure 3.5: Coûts possibles pour le placement d'un circuit VC-12.

Dans cet exemple, α_{12}^e, α_3^e et α_4^e représentent les constantes introduites dans le paragraphe 3.2.3.1, qui reflètent respectivement le coût des ressources VC-12, VC-3 et VC-4 dans la fibre e. La politique de coûts que nous avons mise en place permet la pénalisation de toute ouverture d'une nouvelle ressource de transmission, et donc minimise toute fragmentation potentielle. Nous favorisons à travers cette politique l'exploitation des ressources partiellement utilisées, dites ouvertes.

3.2.3.3 Expression de la fonction objectif

Dans ce paragraphe, nous cherchons à modéliser mathématiquement une fonction objectif qui reflète la politique de placement précédemment décrite. L'objectif recherché consiste à minimiser le coût global de placement de toutes les demandes de circuits et donc minimiser la fragmentation de la bande passante. Minimiser ce coût revient à utiliser au maximum les ressources VC-t ouvertes (déjà utilisées).

Dans ce qui suit, nous introduisons les constantes qui permettent de savoir l'état d'une ressource (ouverte ou non ouverte):

$$O_{4,0}^{e,j} = \begin{cases} 1 & \text{si le VC-4 à la position 0 dans le canal } j \text{ de la fibre } e \text{ est déjà ouvert,} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

$$O_{3,p}^{e,j} = \begin{cases} 1 & \text{si le VC-3 à la position } p \text{ dans le canal } j \text{ de la fibre } e \text{ est déjà ouvert,} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Outre les variables de décision de routage, nous introduisons les variables de décision $z_4^{e,j}$ et $z_{3,p}^{e,j}$. Ces variables permettent de décider si une ressource VC-t sera ouverte (utilisée pour la première fois) pour transporter des demandes ou non:

$$z_4^{e,j} = \begin{cases} 1 & \text{si le VC-4 dans le canal } j \text{ de la fibre } e \text{ est ouvert,} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

$$z_{3,p}^{e,j} = \begin{cases} 1 & \text{si le VC-3 dans le canal } j \text{ de la fibre } e \text{ à la position } p \text{ est ouvert,} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Les variables $z_4^{e,j}$ et $z_{3,p}^{e,j}$ doivent ainsi respecter certaines contraintes afin d'avoir une solution de routage correcte. Ces contraintes sont exprimées par:

$$z_4^{e,j} \geq y_{j,p}^{k,e}, \quad \forall k \in \mathcal{K}, \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \forall p \in P_k, \tag{3.18}$$

$$z_4^{e,j} \leq \sum_{k \in \Omega_4} y_{j,0}^{k,e} + \sum_{k \in \Omega_3} \sum_{p=0,21,42} y_{j,p}^{k,e} + \sum_{k \in \Omega_{12}} \sum_{p=0}^{62} y_{j,p}^{k,e}, \quad \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \tag{3.19}$$

$$z_{3,p}^{e,j} \geq y_{j,l}^{k,e}, \quad \forall k \in \Omega_3 \cup \Omega_{12}, \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \forall l = p, ..., p+20, \tag{3.20}$$

$$z_{3,p}^{e,j} \leq \sum_{k \in \Omega_3} y_{j,p}^{k,e} + \sum_{k \in \Omega_{12}} \sum_{l=p}^{p+20} y_{j,l}^{k,e}, \quad \forall e \in E, \forall j = 1, ..., c_e, \forall p = 0, 21, 42. \tag{3.21}$$

Dans les expressions (3.18), P_k représente l'ensemble des positions possibles pour la demande de circuit k. Trois cas sont envisageables:

- Si k est de type VC-4 alors $P_k = \{0\}$,
- Si k est de type VC-3 alors $P_k = \{0, 21, 42\}$,
- Si k est de type VC-12 alors $P_k = [\![0, 62]\!]$.

Les contraintes (3.18) assurent qu'une ressource VC-4 ne sera ouverte dans le canal j de la fibre e (c.à.d. $z_4^{e,j} = 1$) que s'il existe une demande k (VC-4 ou VC-3 ou VC-12) placée dans le canal j de la fibre e à une position $p \in P_k$ donnée (c.à.d. $y_{j,p}^{k,e} = 1$). Les contraintes (3.19) expriment la règle suivante: "une ressource VC-4 située dans le canal j de la fibre e ne doit pas être ouverte (c.à.d. $z_4^{e,j}$ doit être égal à 0) s'il n'existe aucune demande k placée dans le canal j de la fibre e à une position p (c.à.d. tous les $y_{j,p}^{k,e} = 0, \forall k \in \mathcal{K}$)". Les contraintes (3.20) et (3.21) concernent les variables de décision $z_{3,p}^{e,j}$ et expriment respectivement les mêmes règles traduites par les expressions (3.18) et (3.19). La seule différence est qu'une ressource VC-3 peut être ouverte pour placer seulement des demandes de type VC-3 ou VC-12.

En se basant sur les constantes et variables définies, nous proposons une fonction objectif F qui reflète exactement notre politique de coûts de placement, expliquée dans le paragraphe 3.2.3.2:

$$F = \sum_{e \in E} \alpha_4^e \sum_{j=1}^{c_e} z_4^{e,j}(1 - O_{4,0}^{e,j}) + \sum_{e \in E} \alpha_3^e \sum_{j=1}^{c_e} \sum_{p=0,21,42} z_{3,p}^{e,j}(1 - O_{3,p}^{e,j}) + \sum_{e \in E} \alpha_{12}^e \sum_{k \in \Omega_{12}} x_e^k. \quad (3.22)$$

Cette fonction exprime le coût global de placement des demandes. Elle est composée de trois termes qui représentent respectivement les coûts de placement des demandes pour les ressources de type VC-4, VC-3 et VC-12. A titre d'exemple, le placement d'une demande de circuit VC-12 dans un canal j d'une fibre e peut coûter $\alpha_{12}^e + \alpha_3^e + \alpha_4^e$ dans le cas où la ressource VC-4 située dans le canal j de la fibre e est ouverte (c.à.d. $z_4^{e,j} = 1$ et $O_{4,0}^{e,j} = 0$ vu qu'elle n'était pas utilisée) pour transporter le circuit VC-12 dans l'une des trois ressources VC-3 libres dans le canal j ($O_{3,p}^{e,j} = 0$ pour $p = 0, 21, 42$). Une de ces ressources située à la position p est ouverte ($z_{3,p}^{e,j} = 1$) pour placer le circuit VC-12.

En minimisant la fonction F, nous pouvons aboutir à une stratégie de routage optimale qui minimise la fragmentation de la bande passante. Rappelons toutefois que cette approche est basée sur une approximation linéaire et ne sera donc efficace que si le nombre de circuits à router est relativement limité.

3.3 Résolution exacte par PLNE

Le problème de routage est exprimé sous la forme d'un problème d'optimisation. Pour le résoudre, nous proposons d'utiliser la programmation linéaire en nombre entiers.

3.3.1 Algorithme exact

L'algorithme exact proposé est basé sur le programme linéaire en nombre entiers qui minimise la fonction objectif F en satisfaisant l'ensemble des contraintes du problème (3.2)-(3.14) et (3.18)-(3.21) définies précédemment. L'algorithme prend comme entrée:

- Un graphe orienté $G = (V, E)$,
- Les ressources résiduelles de transmission et de brassage données respectivement par les constantes $C_{t,p}^{e,j}$ et B_n^t. Nous rappelons que la capacité résiduelle ne suffit pas, il faut avoir les positions des ressources libres dans les canaux de transmission,
- Un ensemble de demandes de circuits $\mathcal{K} = \Omega_4 \cup \Omega_3 \cup \Omega_{12}$.

La valeur retournée par l'algorithme est le coût global de placement des circuits $k \in \mathcal{K}$ dans le réseau, qui représente aussi le coût de la solution (stratégie de routage) fournie. Il est possible que quelques circuits ne puissent pas être routés à cause de manque de ressources. Dans ce cas, l'algorithme retourne uniquement le coût global de placement des circuits routés. A partir des valeurs affectées aux variables de décision, nous pouvons déduire facilement la stratégie de routage générée. Chaque circuit est associé à une route et à un ensemble de ressources allouées dans les noeuds (ports de brassage) et dans les fibres (entités VC-t) traversés.

3.3.2 Temps de calcul

Nous avons utilisé le solveur CPLEX de la société IBM-ILOG [56] pour résoudre notre programme linéaire en nombre entiers. Nous avons testé l'algorithme exact dans notre outil de planification NEST SDH/DWDM [96] dans le but d'évaluer le temps de calcul. Nous savons déjà que les temps de calcul des techniques de résolution exacte ne supportent pas généralement la mise à l'échelle. Ceci est confirmé par les résultats obtenus et représentés dans la Figure 3.6, où une instance du problème de routage est caractérisée par un nombre de nœuds $|V|$, un nombre de fibres $|E|$ et un nombre de demandes de circuits $|\mathcal{K}|$. Notez que dans cette figure, nous avons utilisé une échelle logarithmique.

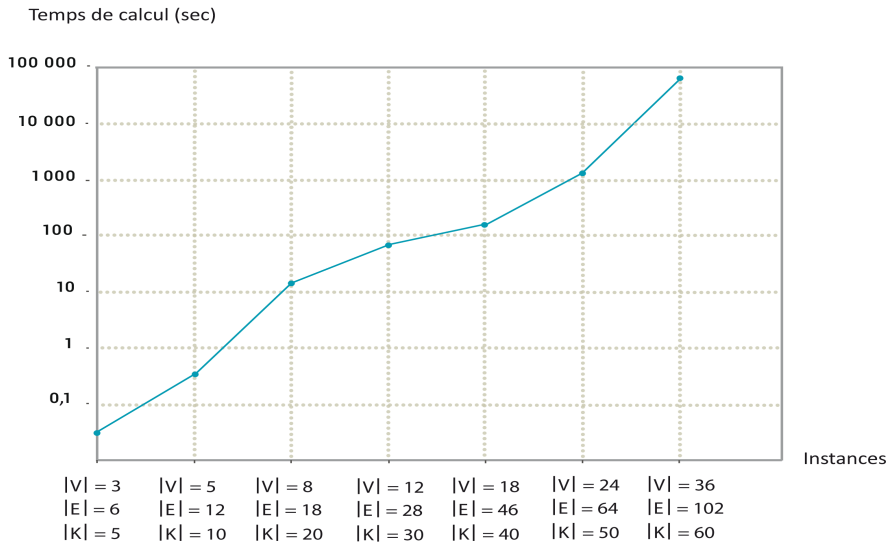


Figure 3.6: Temps de calcul de l'algorithme exact.

Nous pouvons remarquer que les temps de calcul requis pour trouver les solutions optimales augmentent exponentiellement avec la taille des instances. Nous prévoyons que les temps de calcul dépasseront les valeurs tolérables pour des réseaux de grande taille. En effet, nous avons testé l'algorithme exact sur une instance d'un réseau SDH réel (réseau d'un opérateur client de la société QoS Design) composé de 43 noeuds et 294 fibres et nous avons enregistré des temps de calcul inacceptables, sachant que l'algorithme s'arrête toujours avant de retourner une solution à cause de manque de mémoire RAM.

Nous gardons donc cet algorithme comme un outil de référence nous donnant la solution exacte. Nous proposons dans ce qui suit deux heuristiques basées sur la méthode gloutonne et permettant de garantir des temps de calcul acceptables.

3.4 Heuristiques gloutonnes

Comme nous l'avons signalé dans le Chapitre 2, la méthode gloutonne est une technique bien connue pour résoudre les problèmes d'optimisation combinatoire difficiles. Les algorithmes gloutons ont prouvé leur efficacité dans de nombreux problèmes d'optimisation combinatoire, surtout en temps de calcul. Dans la suite, nous décrivons comment nous avons adapté le principe de l'algorithme glouton à notre problème de routage de circuits, tout en procurant des bonnes solutions approximatives.

Dans ce paragraphe, nous concevons d'abord une première heuristique qui résout le même problème étudié par la programmation linéaire en nombre entiers et qui sera surtout adaptée (comme l'algorithme exact) au cas où un petit nombre de demandes de circuits doivent être routés dans le réseau. La rareté des ressources dans ce cas est supposée invariante lors du processus de routage. Nous proposons ensuite une deuxième heuristique adaptée au problème pour le cas où un nombre important de demandes de circuits doivent être routés dans le réseau. Cette heuristique prend en considération l'évolution de la rareté des ressources lors du routage des circuits.

3.4.1 Principe adopté

Le principe des heuristiques proposées consiste à router les demandes de circuits une par une. A chaque itération (chaque demande $k \in \mathcal{K}$), nous faisons un choix de routage localement optimal qui consiste à dégager le chemin qui permet un plus petit coût de placement pour la demande k dans le réseau. Ce calcul est réalisé en faisant appel à l'algorithme de plus court chemin de Dijkstra [132].

3.4.2 Heuristique basée sur des coûts de ressources statiques

Dans l'algorithme exact, les coûts des ressources VC-4, VC-3 et VC-12 représentés respectivement par α_4^e, α_3^e et α_{12}^e sont des constantes du problème. Ils sont calculés pour chaque fibre $e \in E$ et reflètent respectivement la rareté des ressources (VC-4, VC-3 et VC-12) de transmission et de brassage conjointement à l'état initial du réseau. Ces coefficients ne sont pas mis à jour durant le processus de routage. L'algorithme exact route toutes les demandes de circuits $\mathcal{K}$ conjointement en se basant sur ces coûts de ressources statiques.

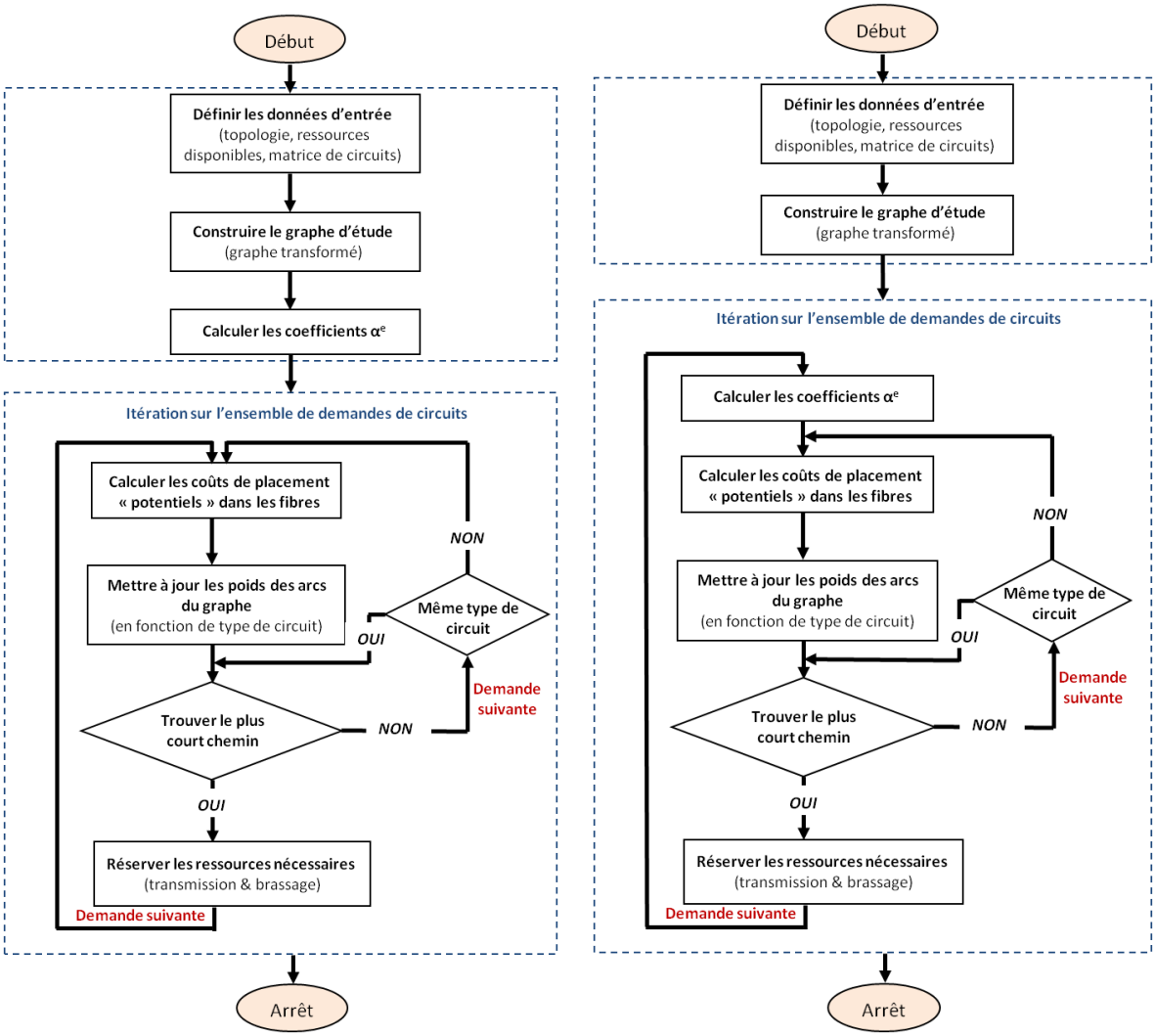
Nous proposons dans cette partie une première heuristique, appelé SPCA-SC (SDH Path Computation Algorithm with Static Costs), qui considère, similairement à l'algorithme exact, des coûts de ressources statiques, mais elle route les demandes itérativement une par une. L'algorithme SPCA-SC est illustré dans la Figure 3.7a. Nous décrivons dans ce qui suit les différentes étapes de l'heuristique.

3.4.2.1 Procédure pré-routage

Il s'agit de définir (ou importer) les données d'entrée du problème (topologie, ressources résiduelles, matrice de demandes de circuits), construire le graphe du réseau et calculer les coûts des ressources disponibles dans le réseau.

Définition des données d'entrée

Dans l'intérêt de l'intégration de l'algorithme de routage dans l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM, nous avons développé une "routine" qui permet d'importer les données nécessaires à partir de la base de données du logiciel NEST, et les formaliser d'une façon compatible avec la structure de données de l'algorithme. Nous pouvons également définir explicitement les entrées du problème (l'ensemble des noeuds V, l'ensemble des liens E, les capacités des liens c_e, les ressources résiduelles de transmission et de brassage, l'ensemble des demandes de circuits $\mathcal{K}$). A partir de ces données (importées ou définies explicitement), nous calculons les constantes du problème: B_n^t, $C_{t,p}^{e,j}$, $O_{4,0}^{e,j}$ et $O_{3,p}^{e,j}$.



(a) Algorithme SPCA-SC. (b) Algorithme SPCA-DC.

Figure 3.7: Algorithmes SPCA-SC et SPCA-DC.

Construction du graphe de réseau

Cette étape consiste à construire un graphe orienté qui représente le réseau SDH à étudier. Pour ce faire, nous avons utilisé la librairie Boost [12] qui facilite la création des graphes compliqués. Le graphe comporte principalement les nœuds SDH et les fibres qui les relient. Des transformations du graphe sont aussi effectuées afin de prendre en considération quelques contraintes topologiques et opérationnelles importantes tel que l'interdiction de basculer entre des anneaux superposés. Plus précisément, un trafic acheminé entre deux nœuds (appartenant à deux ou plusieurs anneaux superposés) ne doit pas basculer entre les fibres d'anneaux différents. Il est préférable qu'il soit transporté sur le même anneau. La Figure 3.8 montre un exemple de transformation de graphe dans le cas de deux anneaux superposés. Des coûts infinis sont définis pour pénaliser le basculement entre les fibres appartenant à des anneaux superposés.

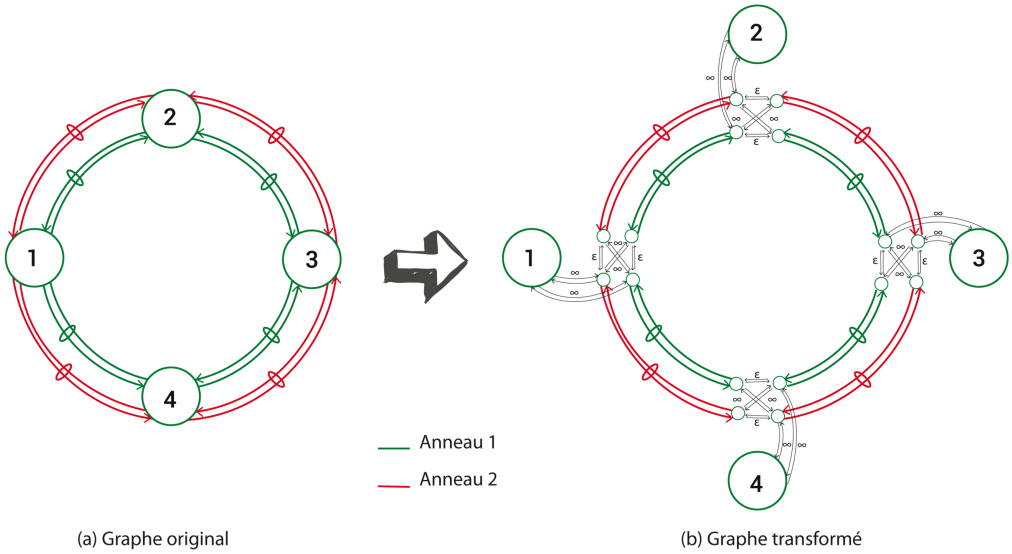


Figure 3.8: Exemple de transformation de graphe dans le cas d'anneaux superposés.

Calcul des coûts des ressources

En connaissant la disponibilité des ressources (donnée par les constantes $C_{t,p}^{e,j}$ et B_n^t), nous calculons les coefficients α_4^e, α_3^e et α_{12}^e pour chaque fibre $e \in E$ en utilisant les expressions (3.15)-(3.17) introduites précédemment. Ces coefficients représentent respectivement les coûts des ressources VC-4, VC-3 et VC-12 dans la fibre e.

3.4.2.2 Procédure de routage

La procédure de routage consiste à itérer sur l'ensemble de demandes de circuits $\mathcal{K}$. Nous cherchons à trouver le chemin le moins coûteux pour chaque demande de circuit. A chaque itération, nous effectuons les opérations suivantes:

Calcul des coûts de placement dans les fibres

Selon le type de la demande (VC-4, VC-3 ou VC-12) courante, nous calculons son coût de placement dans les fibres du réseau. Ce coût est calculé en se basant sur les coefficients α_4^e, α_3^e et α_{12}^e et en appliquant la politique de placement expliquée dans le paragraphe 3.2.3.2. La Figure 3.9 illustre un exemple de calcul de coût de placement dans les fibres d'un réseau simpliste. Nous supposons que la demande de circuit est de type VC-12 et allant du noeud 1 au noeud 2. Un seul canal de transmission, d'indice 1, étant disponible dans chaque fibre.

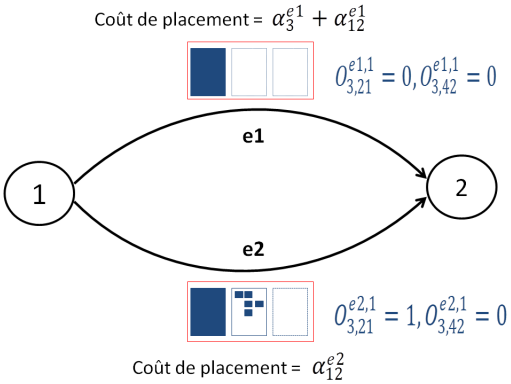


Figure 3.9: Exemple de coûts de placement d'un circuit VC-12 dans un réseau simpliste.

Mise à jour du graphe

Après avoir calculé les coûts de placement "potentiels" dans les fibres du réseau pour la demande courante, nous mettons à jour les poids des arcs du graphe. A chaque arc, représentant une fibre $e \in E$, nous attribuons un poids qui est égal au coût de placement de la demande courante dans la fibre e.

Calcul de plus court chemin

Une fois le graphe mis à jour, nous utilisons l'algorithme de plus court chemin de Dijkstra [132] pour calculer le chemin le moins coûteux. Le coût de placement de la demande courante sur ce chemin est égal à la somme des coûts de placement dans les fibres traversées. Dans le cas où il n'existe aucun chemin disponible entre la source et la destination de la demande courante, nous passons à la demande suivante. Deux conditions sont possibles:

- Si cette demande est de même type (VC-4, VC-3, VC-12) que la précédente, nous gardons les mêmes poids des arcs du graphe et nous calculons le plus court chemin pour cette nouvelle demande de circuit. Il est inutile de recalculer les coûts de placement dans les fibres puisque nous traitons des circuits de même type et la disponibilité des ressources n'a pas changé entre les deux itérations.
- Si cette demande est de type différent, nous revenons à l'étape nommée "calcul des coûts de placement dans les fibres". Il faut recalculer alors les coûts de placement dans les fibres vu que le type de circuit traité est différent du précédent.

Réservation des ressources requises

Dans le cas où un chemin de coût minimal est trouvé pour la demande courante, nous réservons les ressources nécessaires sur ce chemin. Nous mettons à jour la disponibilité des ressources de transmission et de brassage. Des nouvelles valeurs des constantes B_n^t, $C_{t,p}^{e,j}$, $O_{4,0}^{e,j}$ et $O_{3,p}^{e,j}$ sont calculées. Nous passons ensuite à la demande de circuit suivante et nous revenons à la première étape de la procédure de routage.

L'algorithme SPCA-SC s'arrête lorsque toutes les demandes de circuits sont traitées.

3.4.3 Heuristique basée sur des coûts de ressources dynamiques

L'algorithme SPCA-SC, comme l'algorithme exact, ne prend pas en considération l'évolution de la rareté des ressources lors du routage des demandes. Après chaque routage, les coûts des ressources résiduelles sont censés évoluer vu que l'état d'occupation du réseau (fibres et noeuds) change. Nous proposons alors une heuristique appelée SPCA-DC (SDH Path Computation Algorithm - Dynamic Costs), qui considère l'évolution des coûts de ressources dans la procédure de routage. Cet algorithme est illustré dans la Figure 3.7b et présente une amélioration de l'heuristique SPCA-SC. La seule différence c'est qu'il met à jour les coefficients α_4^e, α_3^e et α_{12}^e après chaque routage d'une demande k. Ces coefficients ne sont recalculés que pour les fibres $e \in E$ impactées par le routage de la demande k.

3.5 Résultats numériques de routage

Nous avons implémentés les trois algorithmes définis dans les parties précédentes (l'algorithme exact basé sur la programmation linéaire, l'algorithme SPCA-SC et l'algorithme SPCA-DC) en C++. Les expérimentations ont été effectués sur un processeur $i5-2500$ à $3,3$ GHz, avec 6 Mo de mémoire cache et 4 Go de RAM. Pour les premiers tests réalisés, nous nous sommes limités à un ensemble d'instances aléatoires du problème de routage. Nous avons ensuite testé les performances des algorithmes proposés dans l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM pour des instances réelles.

Nous présentons dans cette partie les résultats obtenus. Nous comparons les performances de l'algorithme exact d'abord avec celles de l'heuristique SPCA-SC, et ensuite avec celles de l'heuristique SPCA-DC. Nous donnerons également un certain nombre de commentaires et interprétations sur les résultats et le comportement des algorithmes proposés.

3.5.1 Comparaison entre l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-SC

Rappelons tout d'abord que l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-SC se comportent de la même manière: ils ne prennent pas en considération l'évolution de la rareté des ressources lors de la réalisation du routage. Ils prennent en entrée des coûts de ressources statiques qui ne changent pas après chaque routage effectué, ce qui peut être acceptable s'il y a relativement peu de circuits à router. L'algorithme exact fournit une stratégie de routage optimale en routant toutes les demandes conjointement, tandis que l'heuristique SPCA-SC construit une stratégie de routage faisable en routant les demandes une par une.

Dans un premier temps, nous avons testé les algorithmes sur des instances de petites tailles. A titre d'exemple, nous présentons les résultats pour une instance de réseau simpliste comportant 8 noeuds et 18 fibres. Nous supposons connaître les ressources résiduelles (transmission et brassage) du réseau. Nous avons réalisé une dizaine de simulations sur ce réseau. Pour chaque simulation, nous avons essayé de router un ensemble $\mathcal{K}$ de demandes de circuits (mixture de demandes VC-4, VC-3 et VC-12) générés aléatoirement. Nous illustrons, dans la Figure 3.10, l'écart relatif entre le coût de la solution optimale et le coût de la solution fournie par l'algorithme SPCA-SC. Deux courbes sont représentées: la première courbe considère le cas où nous réalisons le routage des demandes selon un ordre aléatoire et la deuxième courbe considère le cas où nous routons les demandes selon un ordre prédéfini (routage des VC-4 puis des VC-3 puis des VC-12).

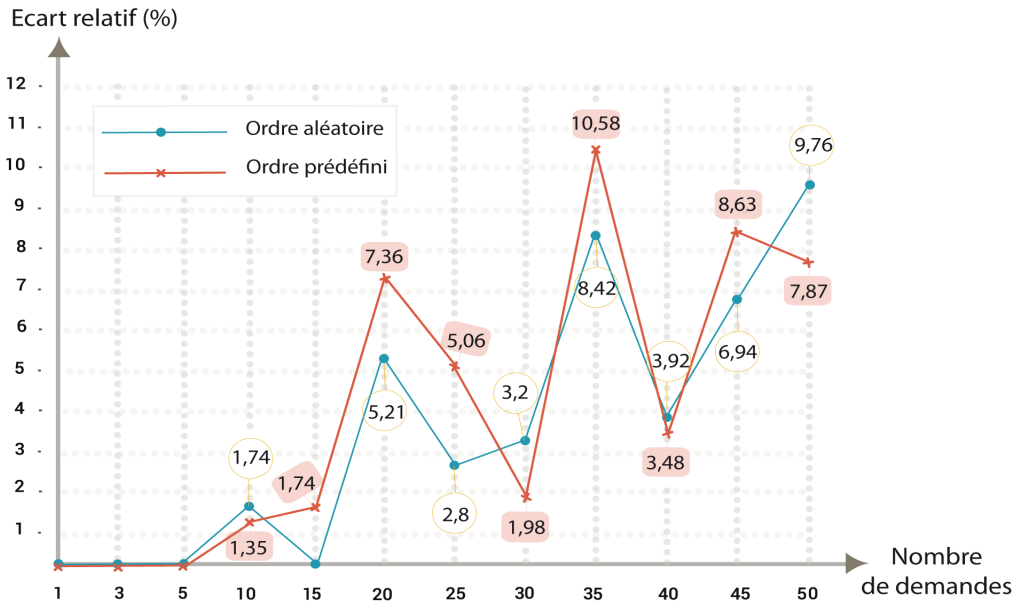


Figure 3.10: Ecart relatif entre le coût de la solution exacte et le coût de la solution SPCA-SC.

Nous remarquons clairement que l'ordre de traitement des demandes a un impact sur la qualité de la solution de routage. Comme vous pouvez le constater, le coût de la solution de routage peut ne pas

être le même si nous considérons deux ordres de traitement de demandes différents. D'autres ordres ont été testés (tel que routage des VC-12 puis VC-3 puis VC-4) et les résultats obtenus confirment notre interprétation.

D'autre part, nous constatons que, pour les instances où le nombre de demandes n'est pas très important ($|\mathcal{K}| = 1, 3, 5, 15$), l'heuristique SPCA-SC fournit des solutions (stratégies de routage) optimales. Une fois que le nombre de demandes devient important, l'optimum n'est généralement pas atteint mais l'écart relatif reste acceptable avec une moyenne (sur les 12 simulations) de $3,49\%$ dans le cas d'un ordre aléatoire de demandes (une moyenne de $4,01\%$ est enregistrée dans le cas de l'ordre prédéfini).

La Figure 3.11 illustre les temps de calcul obtenus par les deux algorithmes pour le même ensemble de simulations. Nous remarquons clairement que l'algorithme SPCA-SC est largement plus rapide que l'algorithme exact. Nous enregistrons aussi, pour le même ensemble de simulations, un écart remarquable en termes de mémoire consommée. Par exemple, pour la dernière simulation ($|\mathcal{K}| = 50$), l'algorithme exact dépasse la capacité de la RAM (4 Go) et s'arrête avant de retourner une solution, cependant l'algorithme SPCA-SC fournit une solution faisable en consommant à peu prêt 54 Mo de mémoire.

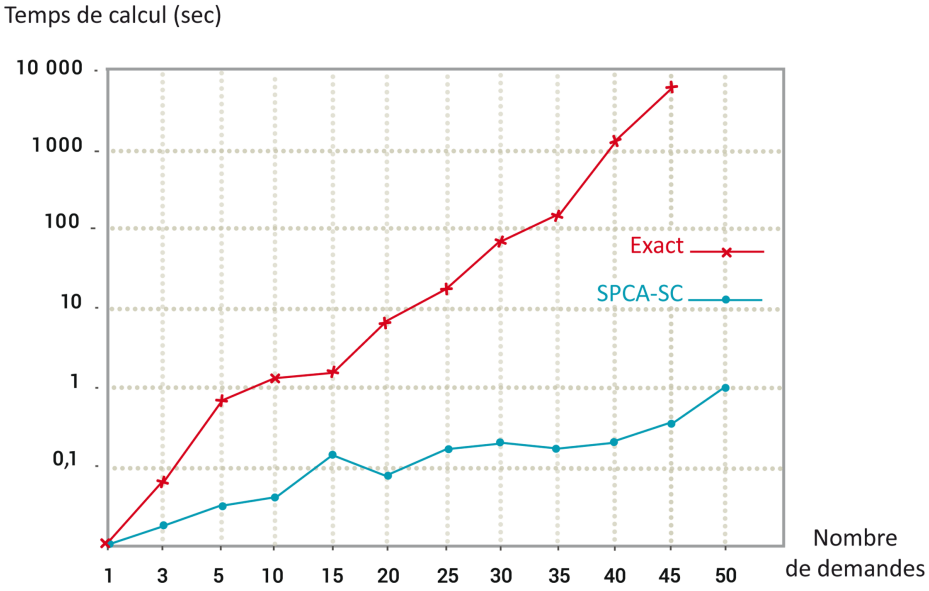


Figure 3.11: Temps de calcul obtenus par l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-SC.

A partir de ces résultats, nous pouvons remarquer que la méthode exacte est applicable uniquement aux petites instances du problème de routage. Pour des réseaux de tailles plus grandes, l'algorithme exact devient trop gourmand en temps de calcul et ne garantit pas les performances souhaitées en

mémoire consommée. Au contraire, l'heuristique SPCA-SC permet de conserver des temps de calcul raisonnables et une consommation de mémoire acceptable.

Concernant la qualité du routage, il est clair que les stratégies de routage générées par l'algorithme SPCA-SC sont souvent plus coûteuses que celles fournies par l'algorithme exact. Pour enrichir notre évaluation empirique, nous avons aussi testé les algorithmes sur des instances de réseaux de tailles plus grandes. Pour chaque instance de réseau, nous essayons de router dix ensembles de demandes et nous enregistrons les moyennes des écarts relatifs entre le coût de la solution optimale et celui de la solution SPCA-SC pour les deux cas: routage selon l'ordre prédéfini (demandes VC-4 puis VC-3 puis VC-12) et routage selon un ordre aléatoire. Le Tableau 3.3 illustre les moyennes des écarts relatifs enregistrés pour quatre instances de réseaux y compris le réseau simpliste précédemment étudié.

Tableau 3.3: Moyenne des écarts relatifs entre la solution exacte et la solution SPCA-SC.

Instances	Moyenne des écarts relatifs ($\%$) Ordre prédéfini	Moyenne des écarts relatifs ($\%$) Ordre aléatoire
$\|V\| = 8$, $\|E\| = 18$	4,01	3,49
$\|V\| = 12$, $\|E\| = 28$	5,18	7,64
$\|V\| = 18$, $\|E\| = 46$	6,74	6,21
$\|V\| = 24$, $\|E\| = 64$	10,86	12,13

Dans la plupart des tests effectués, nous avons remarqué que l'heuristique SPCA-SC peut fournir une solution optimale lorsque le nombre de demandes n'est pas très grand. Quand ce nombre augmente, il est rare que l'heuristique atteigne l'optimum, même si la qualité des solutions obtenues reste quand même acceptable. De manière surprenante, nous n'avons pas observé qu'un ordre particulier des demandes procure toujours des solutions de routage meilleures que celles obtenues avec un ordre aléatoire.

3.5.2 Comparaison entre l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-DC

Rappelons tout d'abord que l'algorithme exact et l'heuristique SPCA-DC ne se comportent pas de la même manière: l'algorithme exact considère des coûts de ressources statiques qui représentent des constantes du problème, alors que l'algorithme SPCA-DC admet des coûts de ressources dynamiques qui sont mis à jour après chaque routage effectué, ce qui est adapté au cas où il y a beaucoup de circuits à router. Donc, afin de comparer les performances des deux algorithmes, il faut que le coût de la solution exacte soit calculé d'une manière similaire à celui de la solution SPCA-DC.

Pour ce faire, nous résolvons d'abord le problème de routage par l'algorithme exact qui se base sur des coûts de ressources fixes. Nous récupérons ensuite les routes calculés pour les différentes demandes. Nous répétons le traitement suivant pour chaque demande $k \in \mathcal{K}$ ayant une route associée (en considérant le même ordre de traitement de demandes que dans l'heuristique SPCA-DC):

1. Calculer le coût de placement de la demande k sur sa route calculée, en appliquant notre politique de coûts de placement,

2. Mette à jour les coefficients α^e dans le réseau.

Nous déduisons alors le coût de placement global en sommant les coûts de placement, calculés itérativement, des différentes demandes $k \in \mathcal{K}$. Nous pouvons maintenant comparer ce coût déduit (appelé coût adapté de la solution exacte) avec le coût de placement global de la solution SPCA-DC (appelé coût de la solution SPCA-DC).

Dans la plupart des tests effectués, nous remarquons que le coût de la solution SPCA-DC est meilleur que le coût adapté de la solution exacte. Nous illustrons à titre d'exemple, dans la Figure 3.12, l'écart relatif entre le coût de la solution SPCA-DC et le coût adapté de la solution exacte pour les mêmes instances du problème étudiées dans le cas de la Figure 3.10 (même réseau simpliste, même ensembles de demandes). Nous signalons que l'écart relatif est toujours en faveur de la solution SPCA-DC. Les temps de calcul enregistrés sont presque ceux illustrés dans la Figure 3.11.

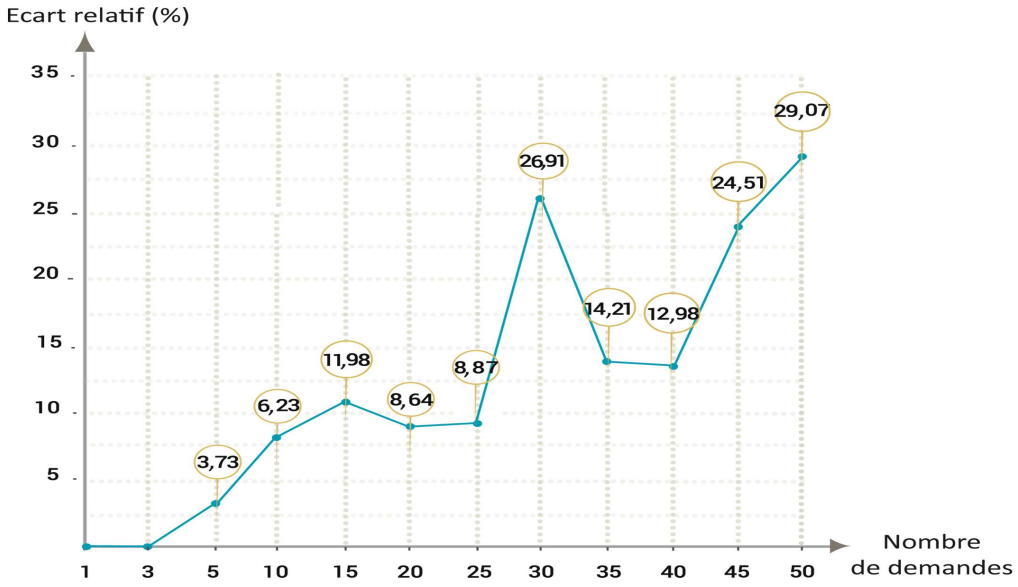


Figure 3.12: Ecart relatif entre le coût de la solution SPCA-DC et le coût adapté de la solution exacte.

Nous avons observé de près les stratégies de routage fournies par les deux algorithmes pour les douze simulations réalisées. Outre le fait qu'elle évite la fragmentation de la bande passante, nous avons remarqué que l'heuristique SPCA-DC permet aussi une meilleure utilisation des ressources. Ceci est dû à sa prise en considération de la rareté des ressources après chaque routage d'une demande, au contraire de l'algorithme exact qui ne considère la rareté des ressources qu'une seule fois (au début du routage). Nous avons constaté également, comme attendu, que l'écart relatif devient plus important lorsque le nombre de demandes devient grand.

D'autres tests sur différentes instances du problème ont été effectués. Les résultats obtenus nous conduisent aux mêmes interprétations. Nous représentons dans le Tableau 3.4 les moyennes des écarts

relatifs entre le coût de la solution SPCA-DC et le coût adapté de la solution exacte, enregistrés pour les mêmes instances du problème traités dans le cas du Tableau 3.3. Nous notons que le routage par l'algorithme SPCA-DC est fait selon un ordre aléatoire des demandes.

Tableau 3.4: Moyenne des écarts relatifs entre le coût de la solution SPCA-DC et le coût adapté de la solution exacte.

Instances	Moyenne des écarts relatifs (%)
$\|V\| = 8$, $\|E\| = 18$	12,26
$\|V\| = 12$, $\|E\| = 28$	13,35
$\|V\| = 18$, $\|E\| = 46$	9,58
$\|V\| = 24$, $\|E\| = 64$	15,01

Nous considérons dans ce qui suit une instance simple du problème de routage et nous illustrons comment SPCA-DC génère une solution moins coûteuse que celle fournie par l'algorithme exact. Le réseau étudié est présenté dans la Figure 3.13 où nous avons calculé les coûts de placement initiaux (cp_3 et cp_{12}) d'un circuit VC-3 et d'un circuit VC-12 dans les différentes fibres. Nous supposons que chaque fibre permet la transmission de deux canaux et que nous connaissons les ressources disponibles (transmission et brassage) dans ces canaux. Nous essayons de router deux demandes de circuits (un VC-3 et un VC-12) entre le noeud 1 et le noeud 2, par les deux algorithmes: exact et SPCA-DC.

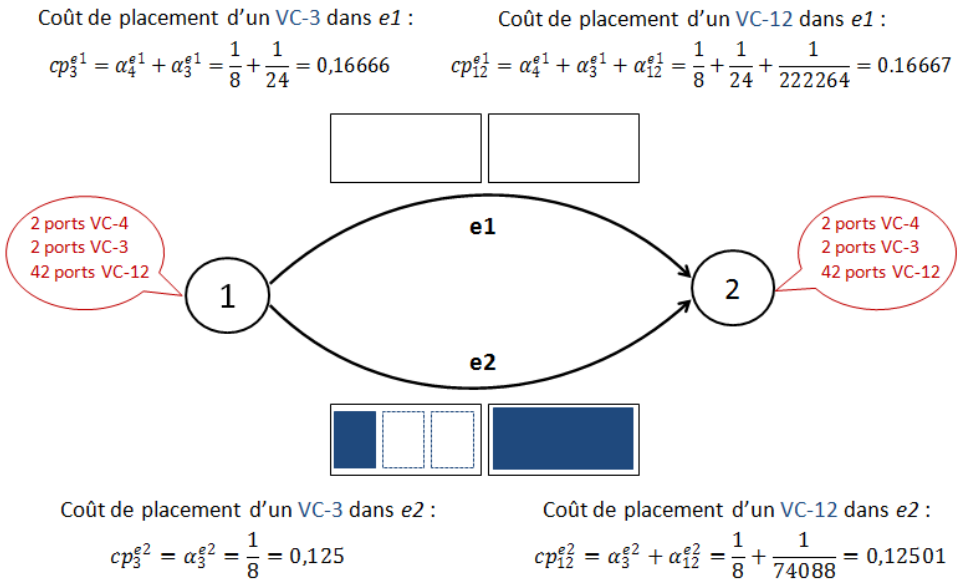


Figure 3.13: Instance simple du problème de routage.

Pour cette instance du problème, l'algorithme exact fournit une stratégie de routage qui consiste à router les deux demandes sur le deuxième canal de la fibre e_2. Le coût de la solution exacte est égal à

$cp_3^{e_2} + cp_{12}^{e_2} = 0,25001$. Nous calculons maintenant le coût adapté de la solution exacte en considérant le même ordre adopté par SPCA-DC (VC-3 puis VC-12). Nous plaçons d'abord le VC-3 dans la fibre e_2 avec un coût de placement égal à $cp_3^{e_2} = 0,125$. Ce placement consomme $\frac{1}{3}$ port VC-4, 1 port VC-3 et 21 ports VC-12 dans chacun des noeuds 1 et 2. Ensuite, nous mettons à jour les coefficients α dans le réseau et nous recalculons le coût de placement d'un VC-12 dans la fibre e_2 qui devient $cp_{12}^{'e_2} = \alpha_3^{'e_2} + \alpha_3^{'e_2} = 1 + \frac{1}{9261} = 1,0001$. Enfin, nous plaçons le VC-12 sur la fibre e_2 avec le nouveau coût de placement calculé qui est égal à $1,0001$. Ce qui nous donne au final un coût de placement global égal à $1,1251$. C'est le coût adapté de la solution exacte. Nous notons que le même coût est obtenu si nous réalisons le routage avec l'heuristique SPCA-SC.

Pour la même instance du problème, l'algorithme SPCA-DC génère une stratégie de routage qui consiste à router la première demande VC-3 dans la fibre e_2 et la deuxième demande VC-12 dans la fibre e_1. D'abord, le routage du circuit VC-3 dans la fibre e_2 coûte $cp_3^{e_2} = 0,125$. Ce routage consomme $\frac{1}{3}$ port VC-4, 1 port VC-3 et 21 ports VC-12 dans chacun des noeuds 1 et 2. Les coefficients α sont ensuite mis à jour dans tout le réseau et des nouveaux coûts de placement sont calculés. Le routage du circuit VC-12 dans la fibre e_1 coûte enfin $cp_{12}^{'e_1} = \alpha_4^{'e_1} + \alpha_3^{'e_1} + \alpha_{12}^{'e_1} = \frac{1}{2} + \frac{1}{6} + \frac{1}{55566} = 0,66668$. Ce qui nous donne au final un coût de placement global égal à $0,79168$. C'est le coût de la solution SPCA-DC.

A partir de cet exemple, nous pouvons clairement remarquer que l'heuristique SPCA-DC permet une meilleure utilisation des ressources résiduelles. Ceci est grâce à la prise en considération des coûts de ressources dynamiques. D'autres résultats obtenus montrent aussi l'efficacité de l'algorithme SPCA-DC surtout lorsqu'il s'agit de router un nombre important de circuits dans le réseau.

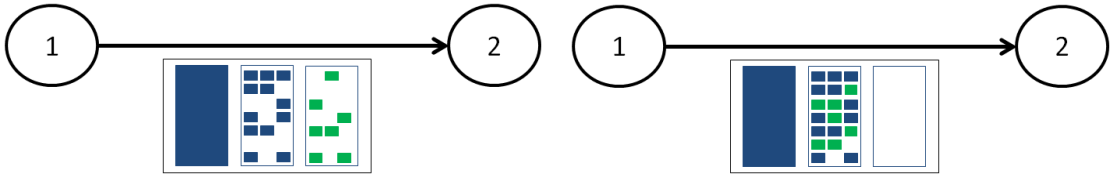
3.6 Nouvelle approche pour le reroutage des circuits SDH

Dans cette partie, nous étudions le problème de reroutage des circuits dans les réseaux SDH. Nous commençons d'abord par décrire le problème de reroutage. Nous introduisons ensuite une nouvelle définition du coût global d'un réseau SDH. Nous expliquons enfin l'approche à deux phases que nous avons adoptée pour résoudre le problème, ainsi que l'heuristique proposée.

3.6.1 Description du problème de reroutage

Lors du déploiement d'un réseau SDH, les opérateurs dimensionnent les liens et les nœuds du réseau en fonction de la connaissance du trafic actuel et d'une estimation de sa croissance. Cette évolution du trafic correspond à l'ajout ou au retrait de circuits SDH. Chaque circuit retiré libère des ressources qui pourront être utilisées pour l'ajout de nouveaux circuits. Lors de l'ajout d'un nouveau circuit, il s'agit de trouver une route dans le réseau sur laquelle le circuit peut être placé sans modifier les circuits déjà placés. Dans certaines configurations, il est impossible d'établir un circuit pour une requête bien qu'il y ait de la capacité disponible sur un chemin entre le noeud source et le noeud de destination de la requête. Un exemple simple est illustré dans la Figure 3.14a où des circuits ont été retirés sur le lien SDH (contenant un seul canal de transmission), induisant ainsi une bande passante fragmentée. Le placement d'un nouveau circuit VC-3 est impossible sur ce lien bien qu'il existe de la capacité de transmission disponible. Nous supposons aussi qu'il existe de la capacité de brassage disponible dans

les deux noeuds d'extrémités 1 et 2.

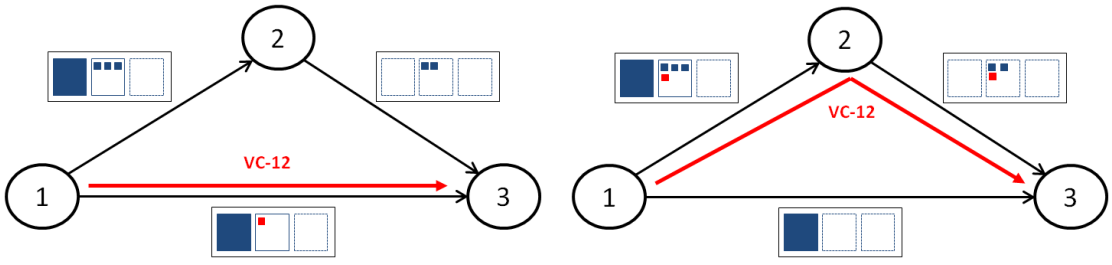


(a) réseau à l'état opérationnel. (b) réseau après reconfiguration.

Figure 3.14: Reconfiguration de placement des circuits sur un lien SDH.

Pour contourner cette difficulté, il faut développer des stratégies de reconfiguration du réseau (réallocation de ressources, déplacement de circuits sur d'autres routes) permettant une meilleure utilisation des ressources. Nous montrons dans la Figure 3.14b comment nous pouvons reconfigurer la stratégie de routage existante (opérationnelle) afin de pouvoir router un nouveau VC-3. Cette reconfiguration du routage est appelée reroutage de circuits ou replacement de circuits. Elle a pour but de réarranger les circuits déjà placés de façon à minimiser la bande passante fragmentée, ce qui permet de libérer des ressources pour les nouvelles demandes de circuits.

Le problème du reroutage ne consiste pas simplement à réarranger les circuits placés dans un même canal ou sur une même fibre comme c'est le cas de l'instance illustrée dans la Figure 3.14. Il s'intéresse aussi aux cas où les circuits doivent être déviés carrément sur d'autres routes afin de minimiser la bande passante fragmentée dans les fibres du réseau. Un exemple d'une instance du problème de reroutage est illustré dans la Figure 3.15a où nous considérons un réseau avec une stratégie de routage initiale. Dans cette stratégie de routage, le circuit VC-12 cause une fragmentation de la bande passante au niveau de la fibre reliant les noeuds 1 et 3. Le problème consiste à trouver une autre route pour ce VC-12 qui évite de fragmenter la bande passante, tout en prenant en considération la rareté des ressources de transmission et de brassage dans le réseau. La nouvelle stratégie de routage, après le reroutage du VC-12, est illustrée dans la Figure 3.15b. Dans cet exemple, il s'agit de basculer le circuit VC-12 sur une autre route (un autre placement) moins coûteuse. Ce replacement a permis de libérer un VC-3 dans le canal de la fibre reliant les nœuds 1 et 3.



(a) Routage initial: bande passante fragmentée. (b) Reroutage: bande passante non fragmentée.

Figure 3.15: Instance du problème de reroutage SDH.

L'avantage d'un reroutage des circuits dans la phase opérationnelle d'un réseau est principalement économique. Parfois, il suffit juste de reconfigurer le placement de certains circuits pour libérer des ressources dans les fibres et donc maximiser la rentabilité du réseau sans subir des coûts d'extension de capacités. Cette reconfiguration est très importante pour les opérateurs.

En partant de cette motivation, notre effort a porté sur l'optimisation des stratégies de routage (configurations) existantes dans les réseaux SDH pour aboutir à des nouvelles stratégies de routage moins coûteuses. Dans ce contexte, nous proposons une nouvelle définition du coût global de réseau. Ce coût reflète le coût de la stratégie de routage appliquée au réseau.

3.6.2 Définition du coût du réseau SDH

Rappelons d'abord que, lors de l'étude du problème de routage, nous avons adopté une politique de placement qui permet de définir des coûts de placement dans les fibres de réseau selon le type (VC-4, VC-3 ou VC-12) de circuit à router. Plus le coût de placement dans une fibre est petit plus le risque de fragmenter la bande passante de cette fibre est faible.

Notons par $\mathcal{K}$ l'ensemble des circuits placés dans un réseau SDH. Chaque circuit $k \in \mathcal{K}$ (de type VC-4, VC-3 ou VC-12) a un coût de placement C^k dans ce réseau qui est égal à la somme de ses coûts de placement dans les fibres traversées. Le coût global de la stratégie de routage dans le réseau est la somme des coûts de placement de tous les circuits $k \in \mathcal{K}$. Ce coût global est appelé coût du réseau et il est exprimé par:

$$R(\mathcal{K}) = \sum_{k \in \mathcal{K}} C^k. \tag{3.23}$$

$R(\mathcal{K})$ représente le coût d'un réseau contenant un ensemble $\mathcal{K}$ de circuits placés selon une stratégie de routage donnée. Donc, pour le même réseau et pour le même ensemble $\mathcal{K}$, ce coût peut différer d'une stratégie de routage à une autre. Ce qui nous permet de comparer, pour le même réseau, les performances de deux stratégies de routage différentes pour un même ensemble $\mathcal{K}$ de circuits placés. Il faut juste que les deux stratégies de routage soient construites en adoptant le même ordre de placement (routage) de circuits $\mathcal{K}$ dans le réseau.

En partant du constat que: "plus le coût de placement d'un circuit dans le réseau est faible moins la bande passante est fragmentée dans le réseau", nous pouvons déduire que le coût du réseau, introduit ici, reflète le degré de fragmentation de la bande passante dans le réseau.

3.6.3 Problème à résoudre

L'entrée du problème de reroutage est un réseau, avec un coût $R_i(\mathcal{K})$, contenant un ensemble $\mathcal{K}$ de circuits placés selon une stratégie de routage initiale. Les ressources (transmission et brassage) disponibles sont supposées connues. Le problème à résoudre consiste à trouver une nouvelle stratégie de routage pour le même ensemble $\mathcal{K}$ de circuits, permettant un coût de réseau $R_f(\mathcal{K}) < R_i(\mathcal{K})$. En d'autres termes, nous cherchons à minimiser le coût du réseau pour le même ensemble $\mathcal{K}$ de circuits placés.

3.6.4 Approche à deux phases

L'objectif du problème de reroutage consiste à trouver une nouvelle stratégie de routage qui réduit la bande passante fragmentée dans les fibres du réseau et donc le coût du réseau. Cette nouvelle stratégie de routage peut être obtenue en déviant les circuits placés qui causent une fragmentation de la bande passante. La déviation des circuits doit aussi prendre en considération la disponibilité des ressources de transmission et de brassage dans le réseau. Notre approche consiste à diviser le problème en deux phases: phase d'analyse et phase de reroutage.

3.6.4.1 Phase d'analyse des circuits

Il s'agit de mettre en cause tous les circuits déjà placés dans le réseau. En se basant sur la définition des coûts de placement introduite précédemment (dans le cas du routage), notre idée consiste à dégager parmi les circuits placés le circuit le plus critique: celui qui cause le plus de fragmentation de la bande passante. Donc, il est le plus prioritaire à rerouter. La criticité d'un circuit $k \in \mathcal{K}$ est mesurée par la variation de coût $\Delta C^k = C_2^k - C_1^k$. Ici, C_1^k représente le coût de placement du circuit k sur sa route courante (opérationnelle), tandis que C_2^k correspond au coût de placement minimal du même circuit k quand on considère toutes les routes possibles. Si $\Delta C^k = 0$, alors le circuit k est considéré comme bien placé et donc il n'y a pas d'amélioration possible. Sinon ($\Delta C^k < 0$), le circuit k est considéré comme mal placé (critique) vu qu'il y a une solution de routage alternative qui permet de réduire son coût de placement courant. Le résultat de cette phase d'analyse est le circuit le plus critique, c.à.d. qui permet de réduire le plus le coût.

3.6.4.2 Phase de reroutage des circuits

Nous cherchons ensuite à rerouter le circuit le plus critique k^* (ayant la plus grande valeur de ΔC). En déviant ce circuit k^*, la nouvelle stratégie de routage aura un coût de placement global inférieur de ΔC^{k^*} par rapport à la stratégie de routage précédente.

Le cycle analyse-reroutage doit être répété jusqu'à converger vers une stratégie de routage où nous ne détectons plus de circuits critiques. Nous pouvons aussi arrêter le cycle après un certain nombre d'itérations n, n représentant dans ce cas le nombre des circuits que nous souhaitons rerouter dans le réseau. Il peut être un paramètre d'entrée du problème.

Nous proposons dans la section suivante une méthode heuristique qui met en place notre approche à deux phases.

3.6.5 Heuristique proposée

Afin de résoudre le problème du reroutage, nous avons conçu une heuristique à deux phases basée sur la méthode de recherche locale où le voisinage d'une solution est obtenu en reroutant un seul circuit. Parmi tous les voisins possibles, nous choisissons le meilleur voisin qui améliore strictement le coût de la solution, en adoptant la procédure "steepest descent" décrite dans le Chapitre 2.

Plus précisément, la première phase consiste à analyser les circuits placés dans le réseau afin de détecter le circuit qui permet de réduire le plus le coût (circuit le plus critique). La seconde phase consiste à rerouter ce circuit avec le meilleur placement possible. L'algorithme est une suite d'itérations de ces deux phases. A chaque itération, nous cherchons à améliorer le placement d'un seul circuit de façon à aboutir à une nouvelle stratégie de routage moins coûteuse que la précédente (la bande passante fragmentée dans les fibres est décrémentée). L'algorithme s'arrête lorsque nous convergeons vers une stratégie de routage où il n'existe plus de circuits critiques à rerouter.

L'algorithme proposé est illustré dans la Figure 3.16. Nous supposons que le réseau est représenté par un graphe $G = (V, E)$ construit de la même façon que dans le cas du routage. V est l'ensemble des noeuds du graphe représentant les noeuds SDH et E est l'ensemble des arcs représentant les fibres SDH. Les ressources résiduelles dans les fibres (ressources de transmission) et dans les noeuds (ressources de brassage) sont supposées connues. Nous décrivons dans ce qui suit les différentes étapes de l'algorithme.

3.6.5.1 Analyse des circuits

Il s'agit d'itérer sur l'ensemble $\mathcal{K}$ des circuits placés dans le réseau. A chaque itération, nous traitons un circuit k de type VC-t ($t \in \{4, 3, 12\}$) en réalisant les opérations suivantes:

Dépropagation du circuit k

Dé-propager le circuit k revient à libérer les ressources occupées par ce circuit tout au long de sa route courante. Il s'agit alors de retirer le circuit et mettre à jour la disponibilité des ressources de transmission et de brassage dans le réseau comme si le circuit k n'était pas placé.

Calcul des coefficients α^e

Après le retrait du circuit k, nous calculons, pour chaque fibre $e \in E$, les nouveaux coûts des ressources VC-4, VC-3 et VC-12 représentés respectivement par les coefficients α_4^e, α_3^e et α_{12}^e. Nous rappelons que ces coefficients reflètent la rareté des ressources de transmission et de brassage conjointement.

Mise à jour des coûts de placements dans les fibres

En utilisant les nouveaux coefficients α^e, nous calculons le coût de placement d'un VC-t dans chaque fibre $e \in E$. Ces nouveaux coûts de placement représentent les poids à attribuer aux arcs du graphe G.

Calcul du coût de placement C_1^k

En connaissant la route courante du circuit k (dé-propagé) et les nouveaux coûts de placement d'un VC-t dans les fibres du réseau, nous calculons le coût de placement C_1^k du circuit k sur sa route courante: c'est la somme des coûts de placement d'un VC-t dans les fibres de cette route. Nous signalons que le

circuit k est toujours dé-propagé.

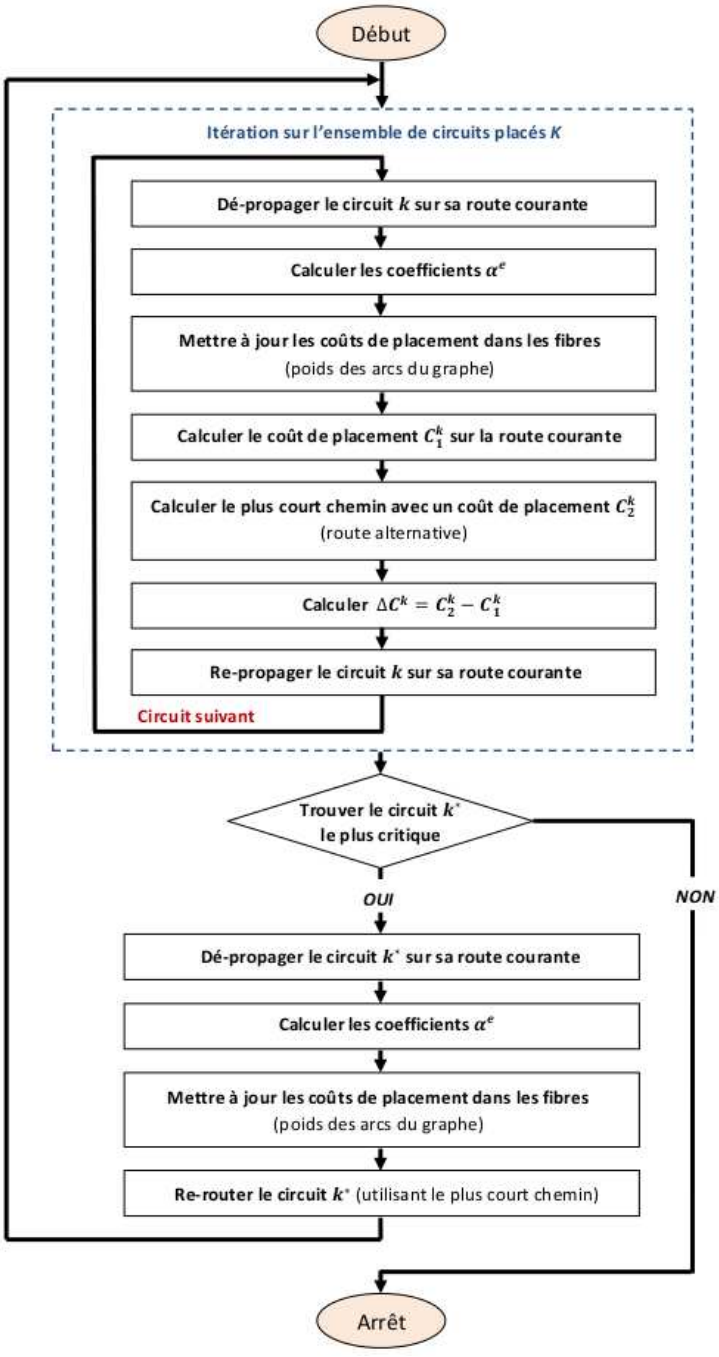


Figure 3.16: Algorithme de reroutage des circuits SDH.

Calcul du coût de placement C_2^k

Pour chaque arc du graphe G représentant une fibre e, nous attribuons un poids qui est égal au coût de placement d'un VC-t dans la fibre e. Nous calculons ensuite, pour le circuit k, la route ayant le plus petit coût de placement C_2^k. Ce calcul est réalisé en utilisant l'algorithme de Dijkstra [132] (comme dans le cas des algorithmes de routage SPCA-SC et SPCA-DC). La nouvelle route calculée est appelée route alternative. Le coût C_2^k est strictement inférieur ou égal au coût C_1^k parce que le choix de la route alternative est "localement" optimal dans un réseau contenant l'ensemble $\mathcal{K}\backslash\{k\}$ de circuits placés.

Calcul de la variation de coût ΔC^k

Dans cette étape, nous calculons la variation de coût, entre la route courante et la route alternative, définie par $\Delta C^k = C_2^k - C_1^k$. Si $\Delta C^k = 0$, alors le placement du circuit k est considéré comme "localement" optimal (c.à.d. nous ne pouvons pas faire mieux). Dans le cas contraire ($\Delta C^k < 0$), le circuit k est considéré comme mal placé et son placement dans le réseau peut être amélioré.

Re-propagation du circuit k

Le circuit k est enfin re-propagé sur sa route courante et la disponibilité des ressources (transmission et brassage) dans le réseau est mise à jour.

3.6.5.2 Reroutage des circuits

Dans cette phase, il s'agit de calculer $\Delta C^{k^*} = \min_{k\in\mathcal{K}} \Delta C^k$ dans le but de retrouver le circuit qui permet de réduire le plus le coût du réseau. Si ce minimum est nul, l'algorithme s'arrête et garde la dernière stratégie de routage obtenue. Sinon, nous récupérons le circuit k^* de type VC-t^* et nous effectuons les étapes suivantes:

Dé-propagation du circuit k^*

Il s'agit de dé-propager le circuit k^* dans le réseau (cette fois-ci définitivement). Les ressources de transmission et de brassage occupées tout au long de la route courante du circuit k^* sont libérées. Le circuit n'est plus placé dans le réseau.

Calcul des coefficients α^e

Nous calculons ensuite les nouveaux coefficients α_4^e, α_3^e et α_{12}^e qui reflètent la rareté des ressources dans les fibres du réseau.

Mise à jour des coûts de placement

En se basant toujours sur notre politique de placement définie précédemment, nous calculons les nouveaux coûts de placement d'un VC-t^* dans les différentes fibres du réseau. Ces coûts sont ensuite

attribués aux arcs du graphe G pour la réalisation du routage.

Reroutage du circuit k^*

Il s'agit de placer le circuit k^* sur la nouvelle route (route alternative) calculée par l'algorithme de Dijkstra [132]. Le coût de placement du circuit k^* sur cette route est inférieur de ΔC^{k^*} par rapport à son coût de placement sur l'ancienne route. Nous aboutissons ainsi à une nouvelle stratégie de routage avec un coût global inférieur de ΔC^{k^*} par rapport à l'ancienne stratégie de routage. Après ce reroutage, la disponibilité des ressources dans le réseau est mise à jour et nous revenons à la phase d'analyse pour détecter de nouveau un circuit permettant, en le déplaçant, de réduire le plus le coût du réseau.

3.7 Résultats numériques de reroutage

Cette partie sera dédiée à l'étude de l'efficacité et la pertinence de notre approche. L'algorithme proposé a été implémenté en C++ et les tests ont été effectués sur un processeur $i5-2500$ à $3,3$ GHz, avec 6 Mo de mémoire cache et 4 Go de RAM. Plusieurs expérimentations ont été réalisées afin d'évaluer les performances de la méthode proposée.

3.7.1 Critère d'évaluation de la performance de l'algorithme

En se basant sur la définition du coût du réseau introduite dans le paragraphe 3.6.2, notre effort a été principalement porté sur la comparaison entre le coût du réseau à l'état initial (avant le reroutage) et son coût à l'état final (après reroutage). Comparer ces deux coûts permet de déduire si nous assurons un gain ou non en migrant de la stratégie de routage initiale vers la stratégie de routage finale (obtenue par notre algorithme à deux phases). Nous rappelons que le coût d'un réseau représente le coût de la stratégie de routage appliquée à ce réseau.

Les deux stratégies (initiale et finale) de routage considèrent le même ensemble $\mathcal{K}$ de circuits placés. Afin de comparer ces deux stratégies, nous devons calculer leurs coûts en supposant le même ordre de placement des circuits $\mathcal{K}$. Donc, nous fixons un ordre de traitement de circuits $\mathcal{K}$ et nous calculons le coût de chaque stratégie de routage séparément de la manière suivante:

1. Dé-propager tous les circuits $\mathcal{K}$ dans le réseau: il s'agit de libérer toutes les ressources de transmission et de brassage occupés par tous les circuits. La disponibilité des ressources est mise à jour dans le réseau comme si le réseau ne contenait aucun circuit placé,

2. Calculer les coûts de placement des circuits un par un: en suivant l'ordre fixé au départ, nous calculons itérativement le coût de placement de chaque circuit sur sa route comme si nous le routions pour la première fois. Après chaque calcul (placement), nous mettons à jour la disponibilité des ressources dans le réseau et nous passons au prochain circuit,

3. Sommer les coûts de placement des circuits $\mathcal{K}$: Le coût de la stratégie de routage (coût du réseau) est obtenu en sommant tous les coûts de placement des circuits calculés itérativement.

A la fin de cette procédure, nous obtenons deux coûts: un coût de réseau initial $R_i(\mathcal{K})$ (avant le reroutage) et un coût de réseau final $R_f(\mathcal{K})$ (après le reroutage).

3.7.2 Tests et résultats

Pour les premiers tests réalisés, nous nous sommes limités à un ensemble d'instances aléatoires du problème. Nous avons ensuite évalué les performances de l'algorithme proposé dans l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM pour des instances réelles.

Notons par g le gain enregistré (en $\%$) si nous migrons d'un réseau initial (stratégie de routage initiale) de coût $R_i(\mathcal{K})$ vers un réseau final (stratégie de routage finale) de coût $R_f(\mathcal{K})$. Le Tableau 3.5 illustre les gains et les temps de calcul enregistrés pour différentes instances du problème. Chaque instance correspond à un réseau initial comportant $|V|$ noeuds et $|E|$ fibres, et contenant $|\mathcal{K}|$ circuits placés selon une stratégie de routage initiale connue (souvent engendrant une bande passante fragmentée dans les fibres). La disponibilité des ressources de transmission et de brassage est aussi supposé connue.

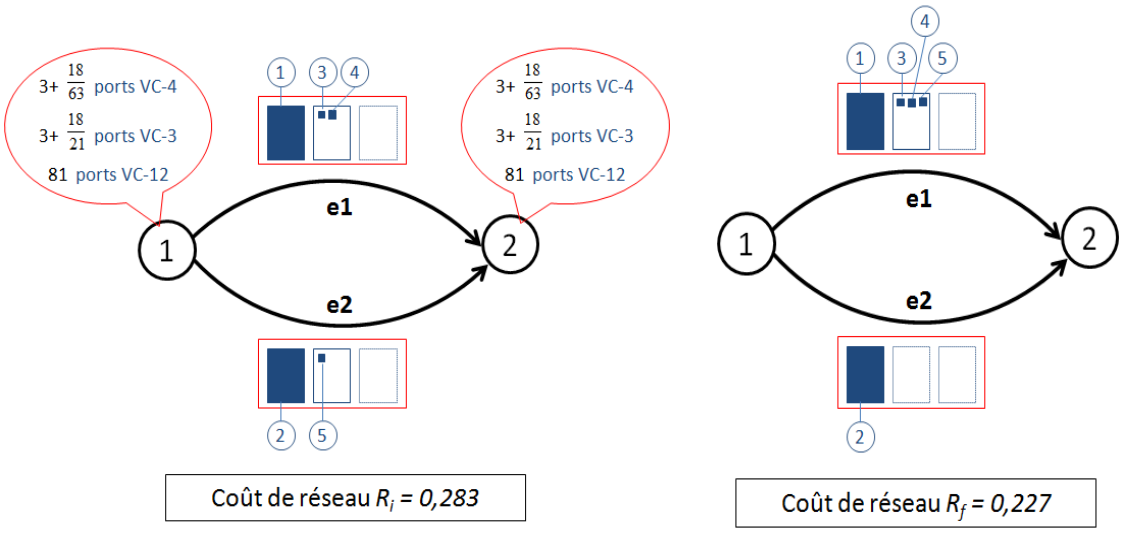
Tableau 3.5: Gains et temps de calcul de l'algorithme à deux phases.

Instances	Temps de calcul	g ($\%$)
$\|V\| = 4$, $\|E\| = 8$, $\|\mathcal{K}\| = 9$	0,007s	0,0
$\|V\| = 6$, $\|E\| = 14$, $\|\mathcal{K}\| = 24$	0,09s	9,72
$\|V\| = 10$, $\|E\| = 34$, $\|\mathcal{K}\| = 70$	1,2s	3,98
$\|V\| = 12$, $\|E\| = 40$, $\|\mathcal{K}\| = 94$	10,3s	7,06
$\|V\| = 18$, $\|E\| = 62$, $\|\mathcal{K}\| = 186$	18s	10,23
$\|V\| = 24$, $\|E\| = 116$, $\|\mathcal{K}\| = 462$	2m04s	4,27
$\|V\| = 43$, $\|E\| = 204$, $\|\mathcal{K}\| = 22266$	46h12m	2,13

Pour toutes les instances étudiées, à l'exception de la première où les circuits sont considérés comme bien routés, nous réussissons à diminuer le coût du réseau avec des gains intéressants. Les temps de calcul enregistrés sont aussi acceptables. La dernière instance du problème représente une instance réelle d'un réseau SDH simulé dans NEST SDH/DWDM. Dans cet exemple, les 22266 circuits sont initialement routés dans un ordre décroissant (d'abord les VC-4, puis les VC-3 et enfin les VC-12) sur leurs plus courts chemins (en termes de nombre de sauts). La stratégie de routage obtenue (finale), en utilisant notre algorithme à deux phases, consiste à dévier (rerouter) 7512 circuits par rapport à la stratégie de routage initiale pour un gain de $2,13\%$. Nous avons aussi paramétré, dans un second test, l'algorithme pour qu'il s'arrête après le reroutage de 1000 circuits seulement. Le gain enregistré dans ce cas est seulement de $0,58\%$ pour un temps de calcul de 7h4m.

A titre d'exemple, nous illustrons dans la Figure 3.17a une instance du problème de reroutage pour un réseau simple comportant deux nœuds et deux fibres. Nous montrons le résultat de reroutage obtenu par notre algorithme à deux phases dans la Figure 3.17b. La disponibilité des ressources de transmission et de brassage est aussi représentée dans la figure. Les circuits placés dans le réseau sont numérotés selon un ordre fixé aléatoirement. Cet ordre permet de calculer les coûts du réseau R_i (avant

le reroutage) et R_f (après le reroutage).



(a) réseau à l'état initial.

(b) réseau après reroutage.

Figure 3.17: Comparaison entre coût du réseau avant reroutage et coût du réseau après reroutage.

En observant la stratégie de routage résultante, nous remarquons que seul le circuit numéro 5 a été dévié pour assurer un gain de $19,62\%$ par rapport à la stratégie de routage initiale.

3.8 Intégration des solutions proposées dans NEST SDH/DWDM

Après avoir évalué leurs performances, nous avons intégré les différents algorithmes développés (implémentés en C++) dans l'outil de planification NEST SDH/DWDM. Le travail d'intégration consistait à mettre à jour l'architecture préconisée pour la solution NEST SDH/DWDM afin d'incorporer un nouveau composant dans l'environnement logiciel. Ce composant, appelé "Modules d'optimisation" regroupe tous les fichiers sources des algorithmes développés. Nous avons également défini et mis en oeuvre les différentes interfaces entre le nouveau composant intégré et les autres composants de l'architecture existante. La Figure 3.18 représente l'architecture de l'environnement NEST SDH/DWDM de QoS Design après l'intégration de nos algorithmes. Cette figure illustre aussi les interactions entre les différents composants de l'architecture: IHM (Interface Homme Machine) NEST SDH/DWDM, la base des données, les modules d'optimisation et les postes clients (postes de travail). D'autres composants (par exemple, les serveurs de licence) n'ont pas été représentés dans cette figure pour des raisons de clarté. Les interactions représentées en rouge représentent les interfaces fonctionnelles développées dans le cadre de notre travail d'intégration.

Le travail d'intégration réalisé a comporté principalement les tâches suivantes:

- Intégration des fichiers sources des algorithmes, implémentés en C++, dans l'environnement logiciel de l'outil NEST SDH/DWDM. Dans le cadre de cette intégration, nous avons mis en oeuvre

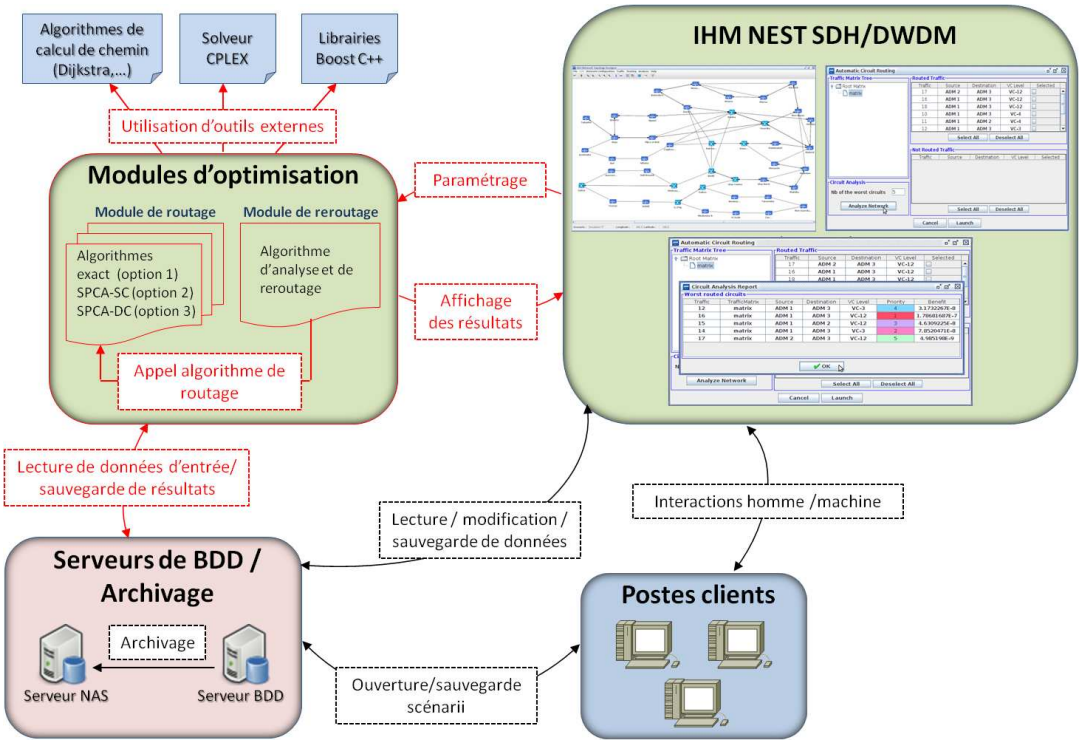


Figure 3.18: Intégration des algorithmes développés dans l'architecture de l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM.

l'appel et le lancement des algorithmes à partir des IHMs de l'outil NEST. L'utilisateur peut alors utiliser l'algorithme qu'il veut, en choisissant une des options proposées (algorithme 1, 2, 3,...), pour résoudre une instance réelle d'un problème de routage ou de reroutage simulée dans NEST SDH/DWDM,

- Développement de la connexion entre les modules d'optimisation (routage et reroutage) et la base de données. Nous avons développé deux routines: la première permet de lire, récupérer et formaliser les données nécessaires à l'exécution des algorithmes à partir de la base de données NEST, et la deuxième consiste à formaliser et stocker les résultats des algorithmes dans la base de données NEST,

- Développement des IHMs dans NEST SDH/DWDM pour s'interfacer avec les modules d'optimisation. Deux types d'IHMs ont été développés: (1) IHMs de configuration qui permettent de paramétrer les entrées des algorithmes (liste de demandes à router, nombre de circuits à rerouter,...) avant de les exécuter sur des instances simulées dans NEST SDH/DWDM, et (2) IHMs de résultats qui affichent graphiquement les résultats obtenus par les algorithmes de routage et de reroutage (chemins des circuits, déviation de circuits, ressources consommées,...) d'une façon ergonomique.

D'autres développements techniques ont été aussi effectués afin de converger vers l'architecture opérationnelle illustrée dans la Figure 3.18 . Nos algorithmes proposés ont permis d'enrichir l'outil de planification NEST SDH/DWDM par des fonctionnalités d'aide à la décision. Le routage et le reroutage des circuits SDH sont ainsi devenus automatisés et les utilisateurs peuvent avoir des solutions rapides et efficaces à partir de NEST au lieu de passer par une procédure manuelle fastidieuse (de routage ou de reroutage).

3.9 Conclusion

L'optimisation automatique du routage des circuits est quelque chose d'extrêmement intéressant pour les opérateurs de réseaux SDH étant donné la complexité des processus mis en oeuvre et vu l'importance des coûts des ressources (fibres optiques, cartes de brassage, cartes de transmission) dans ces réseaux. De même, la reconfiguration du routage intéresse surtout les opérationnels des réseaux SDH qui cherchent à augmenter la rentabilité de leurs infrastructures de transport sans avoir recours à des capacités supplémentaires. Ces deux problèmes d'ingénierie ont été étudiés dans ce chapitre. Le travail réalisé s'est décliné en deux parties.

Dans la première partie, nous avons proposé une nouvelle modélisation du problème de routage de circuits qui prend en considération non seulement les ressources de transmission mais aussi les ressources de brassage. Nous avons également défini une politique de placement qui se base sur des coûts granulaires des ressources et qui permet de minimiser la fragmentation de bande passante dans le réseau. Le problème de routage a été résolu par deux méthodes: une méthode basée sur une approximation linéaire utilisant la programmation linéaire en nombre entiers, et une méthode heuristique basée sur une approche gloutonne et donnant naissance à deux algorithmes SPCA-SC et SPCA-DC. L'amélioration apportée par l'algorithme SPCA-DC est remarquable et conduit à des bonnes solutions de routage. Les expérimentations conduites ont montré l'efficacité des solutions proposées et des améliorations apportées sur l'algorithme de routage.

Dans la deuxième partie, nous avons proposé une nouvelle approche pour la résolution du problème de reroutage des circuits. Nous avons développé dans ce contexte une méthode heuristique à deux phases, basée sur la recherche locale, et permettant de fournir, à partir d'une stratégie de routage initiale, une stratégie de routage "alternative" moins coûteuse. Les résultats obtenus ont montré l'efficacité de l'algorithme de reroutage proposé.

Les solutions proposées dans ce chapitre ont montré des bonnes performances et ont été intégrés dans l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM. La particularité de ces solutions réside principalement dans l'intérêt économique des objectifs recherchés.

CHAPITRE 4

Design, routage et affectation de longueurs d'onde dans les réseaux WDM

4.1 Introduction

Les technologies de transport comme SDH/SONET et ATM (Asynchronous Transfer Mode) ne peuvent plus faire face aux demandes élevées en bande passante de certains nouveaux services (visioconférence, HDTV,...) car elles n'exploitent pas tout le potentiel du support physique (fibre optique). Les débits de transmission permis par ces technologies ne dépassent pas quelques dizaines de Gigabits par seconde. Par contre, la technique de multiplexage WDM (Wavelength Division Multiplexing) permet d'atteindre des capacités de liens de l'ordre du Térabit par seconde en transmettant plusieurs canaux simultanément sur la même fibre. Chaque canal est associé à une longueur d'onde et a une capacité qui peut aller jusqu'à 100 Gigabits par seconde.

En pratique, le nombre de longueurs d'onde par fibre est limité (80 longueurs d'onde dans le cas de la plupart des réseaux DWDM opérationnels) à cause de restrictions techniques au niveau des équipements optiques. En conséquence, seul un nombre limité de circuits optiques, ou "lightpaths", peut être déployé dans un réseau de transport optique WDM. L'établissement et le routage de ces circuits optiques sont des problèmes qui se posent généralement aux opérateurs lors des phases de planification et d'exploitation des réseaux WDM.

Dans ce chapitre, nous nous intéressons à ces problématiques et nous proposons des nouvelles méthodes pour les résoudre.

4.1.1 Routage du trafic dans un réseau WDM

L'infrastructure physique d'un réseau de transport optique se compose d'un ensemble de nœuds interconnectés par des fibres optiques. En déployant la technologie WDM, il est possible de transmettre le trafic sur différentes longueurs d'onde simultanément sur la même fibre optique. La capacité

d'une longueur d'onde peut atteindre des dizaines de gigabits par seconde (100 Gbps dans la nouvelle génération de réseaux OTN/DWDM), tandis que les débits des signaux clients ne dépassent pas généralement quelques gigabits par seconde. Donc pour faire face à cet écart entre la capacité d'une longueur d'onde et les demandes en trafic, il est possible dans WDM d'agréger (grouper) plusieurs requêtes individuelles de trafic dans une seule longueur d'onde, améliorant ainsi l'utilisation de la bande passante de cette longueur d'onde.

Comme mentionné dans le Chapitre 1, les entités de base gérées dans les réseaux WDM sont les circuits optiques (lightpaths). Pour transporter des données d'un noeud à un autre, un ou plusieurs circuits doivent être utilisés dans la couche logique du réseau (routage logique). Différents trafics provenant de différents clients peuvent être groupés dans un même circuit optique. Chacun des circuits optiques doit être associé à un chemin physique connectant le noeud source au noeud de destination et à une longueur d'onde au niveau de toutes les fibres de ce chemin (routage physique).

A partir de ce principe, il est clair que le routage du trafic dans un réseau WDM se fait hiérarchiquement en résolvant deux niveaux de problèmes, comme illustrée dans le schéma de la Figure 4.1:

- **Problème de routage du trafic et de design de la topologie logique**: ce problème consiste à définir l'ensemble de circuits optiques à mettre en place entre les noeuds du réseau pour transporter les demandes en trafic. L'ensemble des noeuds du réseau et l'ensemble des circuits optiques les reliant forment la topologie logique du réseau. Les demandes en trafic doivent être routées dans cette couche logique en optimisant un certain critère de performance (coût du réseau, quantité de trafic électriquement commuté dans les noeuds intermédiaires,...). Chaque demande en trafic doit être associé à un chemin "logique" composé d'un ou de plusieurs circuits optiques (liens logiques). Pour simplifier le vocabulaire, le problème de routage du trafic et de design de la topologie logique sera appelé, dans le reste de ce chapitre, problème de design de la topologie logique.

- **Problème de routage des circuits optiques et d'affectation de longueurs d'onde**: ce problème est plus connu sous l'appellation RWA (pour Routing and Wavelength Assignment). Il consiste à projeter la topologie logique sur la topologie physique. En d'autres termes, il s'agit de router l'ensemble de circuits optiques de la couche logique et de les associer à des longueurs d'onde dans le réseau physique en optimisant certain critère de performance (nombre de longueurs d'onde utilisées, nombre maximum de circuits optiques par fibre,...). Chaque circuit optique doit être routé sur un chemin physique et transmis en utilisant une seule longueur d'onde (dans le cas où la conversion de longueurs d'onde n'est pas permise dans les noeuds WDM) ou plusieurs longueurs d'onde (dans le cas où la conversion de longueurs d'onde est permise). Dans notre étude, nous supposons que la conversion de longueurs d'onde dans les noeuds n'est pas disponible.

Nous signalons que certains anciens travaux ont considéré le problème complet de routage (c.à.d. problème de design de la topologie logique et problème RWA conjointement), appelé aussi problème de groupage du trafic (traffic grooming en anglais), et ont proposé des formulations basées sur la programmation linéaire [58, 140, 36, 18, 138]. Ces formulations sont très difficiles à résoudre, même pour des instances du problème de petite taille, à cause du nombre très important de variables et de contraintes

utilisées. Pour faire face à cette difficulté, plusieurs travaux récents ont opté pour une décomposition standard et efficace du problème [128, 11, 58, 104, 70] qui consiste à résoudre le problème de design de la topologie logique et le problème RWA individuellement et séquentiellement.

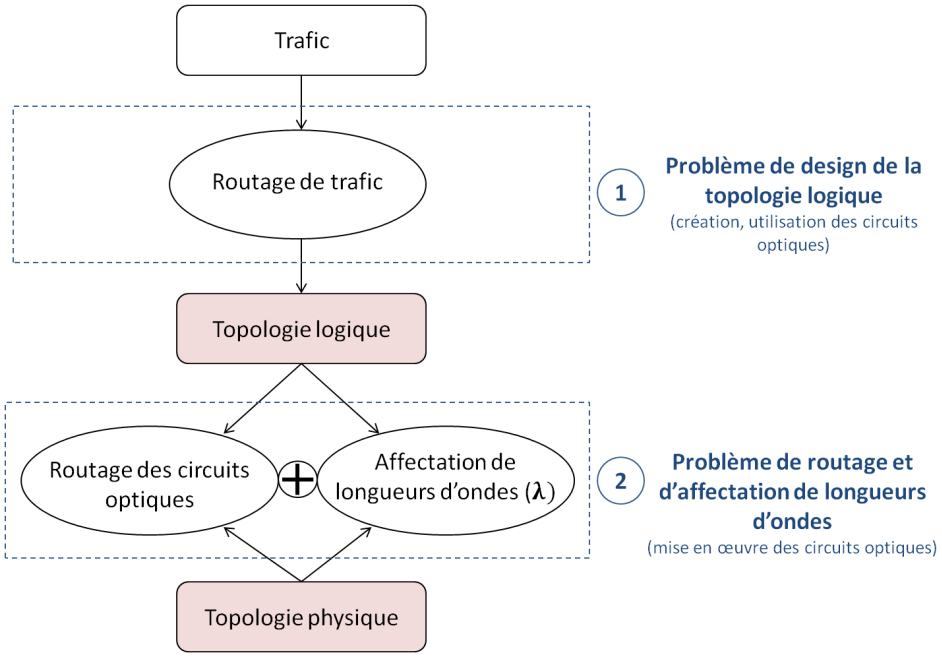


Figure 4.1: Schéma de routage du trafic dans un réseau WDM.

4.1.2 Contributions

Plusieurs travaux précédents ont étudié les deux problèmes du design de la topologie logique et du routage et de l'affectation de longueurs d'onde à travers une variété de formulations basées sur la programmation linéaire et diverses méthodes heuristiques. Une synthèse de ces travaux sera détaillée dans la Section 4.2. Dans ce travail, nous proposons de nouvelles approches pour la résolution de ces deux problèmes d'ingénierie. Notre contribution se décline alors en deux:

- **Contribution au problème de design de la topologie logique**: nous avons proposé une nouvelle méthode heuristique basée sur une approximation successive et faisant appel à une hiérarchie de programmes linéaires élémentaires. Chaque programme linéaire élémentaire résout le problème du routage d'une seule demande en trafic en supposant que le routage des autres demandes est fixé. Nous avons aussi démontré théoriquement quelques propriétés intéressantes de l'algorithme proposé.

- **Contribution au problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde**: nous avons développé une nouvelle formulation du problème basée sur la programmation linéaire et qui prend en compte un nombre réduit de variables et de contraintes par rapport aux formulations standards RWA. En se basant sur une approche par décomposition, nous avons aussi proposé une

nouvelle méthode heuristique à deux phases où la première phase procure une solution initiale en résolvant itérativement une hiérarchie de sous-problèmes simples, et la seconde phase essaye d'améliorer la solution obtenue à l'issue de la première phase en prenant certaines décisions de routage alternatives. D'un point de vue théorique, nous avons dégagé et prouvé certaines propriétés intéressantes des méthodes proposées.

De nombreux résultats expérimentaux montrent que les heuristiques proposés fournissent des solutions qui sont souvent assez proches des optimums obtenus avec les méthodes exactes, et ce dans des temps de calcul très intéressants surtout pour des instances réelles.

4.1.3 Organisation du chapitre

Dans la prochaine section, nous présentons un état de l'art détaillé sur les deux problèmes traités dans ce chapitre. La Section 4.3 est consacrée à l'étude du problème du design de la topologie logique, dans laquelle nous proposons une formulation mathématique du problème, une méthode heuristique et une évaluation des résultats numériques obtenus. La Section 4.4 est dédiée quant à elle à l'étude du problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde RWA. Dans cette section, nous formulons mathématiquement le problème, décrivons la méthode heuristique proposée et discutons les résultats des expérimentations effectuées. Nous expliquons dans la Section 4.5 les travaux menés pour l'intégration des solutions développées dans l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM. Nous clôturons ce chapitre par une conclusion qui synthétise les points clés de notre travail.

4.2 Etat de l'art

Dans cette section, nous présentons une synthèse des travaux antérieurs sur le problème du design de la topologie logique, et sur le problème de routage des circuits optiques et d'affectation de longueurs d'onde.

4.2.1 Routage du trafic et design de la topologie logique

Afin de mieux exploiter la capacité de l'infrastructure WDM, une tâche cruciale consiste à identifier la meilleure topologie logique pour le transport du trafic. Ce problème a fait l'objet de plusieurs travaux de recherche antérieurs où il a été formulé comme un problème d'optimisation. Deux variantes du problème du design de la topologie logique ont été étudiées dans la littérature: (1) la variante "online" qui suppose que les demandes en trafic arrivent en temps réel. Etant donné que les futures demandes ne sont pas connues à l'avance, l'objectif principal des algorithmes "online" consiste généralement soit à minimiser la probabilité de blocage, soit à maximiser le nombre de demandes desservies. Un lot de formulations et de méthodes heuristiques "online" ont été proposés dans [131, 39, 53], et (2) la variante "offline" où les demandes en trafic sont connues à l'avance. Nous nous focalisons dans ce qui suit sur le problème "offline" du design de la topologie logique.

Le problème "offline" du design de la topologie logique WDM est généralement formulé en utilisant la programmation linéaire en nombres entiers et admet comme entrée une matrice de trafic qui

représentent les demandes entre les paires des noeuds du réseau. Plusieurs formulations basiques du problème ont été proposées dans [128, 70, 108, 79, 73, 140, 36]. L'objectif consiste typiquement à minimiser le coût total du réseau tout en satisfaisant toutes les demandes de trafic (comme dans [128, 36, 70]) ou maximiser le revenu du réseau en satisfaisant autant de demandes que possible étant donné certaines contraintes de capacité en longueurs d'onde (comme dans [140]). Vu que les transpondeurs (utilisés pour la terminaison des circuits optiques) représentent la partie dominante du coût global du réseau, le nombre de circuits optiques établis pour transporter les demandes en trafic est souvent considéré comme la métrique à minimiser [70]. D'autres fonctions coût ont été aussi considérées telles que la quantité totale de trafic électriquement commuté (brassé) dans les noeuds intermédiaires [35], la consommation de l'énergie dans les noeuds optiques [133],etc.

La majorité des formulations, basées sur la programmation linéaire, sont difficiles à résoudre pour des topologies de réseaux de taille réelle. Pour faire face à cette difficulté, certains travaux ont proposés des méthodes heuristiques [16, 70, 49] pour résoudre le problème "offline" du design de la topologie logique, et d'autres ont manipulés les formulations existantes en utilisant des techniques de relaxation ou de génération de colonnes [28, 127]. Dans [28] par exemple, les auteurs ont développé une méthode heuristique utilisant la génération de colonnes et se basant sur une formulation lien-chemin. Cette méthode consiste à simplifier la formulation en sélectionnant efficacement un sous-ensemble optimal de chemins parmi un nombre exponentiel de chemins possibles pour router les demandes en trafic.

4.2.2 Routage des circuits optiques et affectation de longueurs d'onde

Plusieurs travaux de recherche ont étudié le problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde, plus connu sous l'appellation RWA (Routing and Wavelength Assignment), et diverses contributions ont été apportées à travers des algorithmes intéressants. Le problème RWA a été adressé dans deux contextes: le premier contexte, que nous considérons dans notre travail, concerne l'établissement statique des circuits optiques, appelé aussi SLE (pour Static Lightpath Establishment), où l'ensemble des requêtes (circuits optiques) est connu à l'avance. SLE se rapporte principalement à la phase de planification du réseau et donne naissance à un problème d'optimisation NP-difficile [19] qui doit être résolu en utilisant des algorithmes "offline". Le deuxième contexte concerne quant à lui l'établissement dynamique des circuits optiques et est connu sous l'appellation anglaise DLE (pour Dynamic Lightpath Establishment). Le problème RWA, dans ce cas, se rapporte à la phase opérationnelle où les requêtes arrivent séquentiellement à des temps aléatoires et doivent être routées dans le réseau en utilisant des algorithmes "online" [136]. Dans cet état de l'art, nous nous focalisons sur le problème RWA qui considère des requêtes statiques. Les algorithmes "offline" proposés dans des travaux précédents peuvent être classés en trois catégories décrites ci-dessous.

4.2.2.1 Algorithmes RWA basés sur la programmation linéaire

Ces algorithmes résolvent les problèmes de routage et d'affectation de longueurs d'onde conjointement. Jaumard et Meyer ont introduit dans [59] différentes formulations, basées sur la programmation linéaire en nombre entiers, du problème RWA (formulations lien-chemin, noeud-lien et noeud-arc). Plusieurs objectifs ont été considérés tel que la minimisation du taux de blocage, la minimisation du nombre de longueurs d'onde utilisées en supposant que toutes les requêtes peuvent être acceptées, la minimisation

du nombre maximum de longueurs d'onde utilisées par fibre, etc. Vu que les PLNEs proposés sont intraitables sur des instances de grande taille du problème, des programmes linéaires relaxés ont été utilisés pour obtenir des bornes sur la valeur optimale qui peut être atteinte [101, 20]. Les techniques de fixation itérative (Iterative Fixing en anglais) et d'arrondi (Rounding en anglais) ont été également utilisées pour fournir des solutions entières à partir des problèmes relaxés [21]. Les auteurs, dans [84], ont montré que leur nouvelle formulation lien-chemin permet de réduire le temps de calcul par deux par rapport aux formulations existantes. Des techniques de sélection de liens ont été aussi considérées dans [85] pour réduire la taille de la formulation noeud-lien en termes de nombre de variables et de nombre de contraintes.

4.2.2.2 Algorithmes basés sur une décomposition du problème RWA

Ces algorithmes résolvent les problèmes de routage et d'affectation de longueurs d'onde séparément et séquentiellement. Les auteurs, dans [20, 117, 6], ont proposé une technique de décomposition du problème RWA à deux étapes. La première étape fait appel à la programmation linéaire en nombre entiers pour assigner des chemins aux requêtes (circuits optiques) tout en minimisant le nombre maximum de requêtes routées sur une fibre. La deuxième étape est exprimée comme un problème de coloration de graphe. La solution finale obtenue est une solution approximative du problème RWA complet (problème original) qui est généralement non optimale. Les auteurs dans [6, 20] ont formulé le sous-problème de routage comme un problème de multi-flot (Multicommodity Flow Problem en anglais) faisant appel à des variables continues et ont appliqué une technique d'arrondi aléatoire pour obtenir des solutions entières. Le travail présenté dans [135] synthétise d'autres approches connues dans la littérature pour résoudre le sous problème de routage. On peut citer parmi ces approches le routage fixé, le routage fixé-alternatif et le routage adaptatif. Concernant le sous-problème d'affectation de longueurs d'onde, dix méthodes heuristiques pour l'affectation dynamique des longueurs d'onde ont été aussi discutées dans le même travail. D'autre part, les auteurs de [20] ont proposé une comparaison entre un algorithme basé sur la programmation linéaire qui résout le problème complet RWA et un algorithme qui résout les deux sous-problèmes (routage et affectation de longueurs d'onde) séparément et séquentiellement.

4.2.2.3 Algorithmes RWA basés sur des méthodes heuristiques

Les algorithmes approchés discutés dans cette partie sont dédiés à résoudre le problème complet RWA (sans décomposition). Plusieurs méthodes heuristiques sont présentées et évaluées dans [118, 116, 16, 119]. Nous décrivons ci-dessous les plus connues dans la littérature.

Shortest First Fixed Path (SFFP)

L'objectif de cet algorithme [116] est de maximiser le nombre de circuits optiques établis dans le réseau. La méthode heuristique commence par calculer les plus courts chemins pour toutes les requêtes (paires de noeuds) en utilisant l'algorithme de Dijkstra sur la topologie du réseau physique donné. Ces requêtes sont ensuite arrangées selon un ordre croissant en fonction de la longueur de leurs plus courts chemins. L'algorithme SFFP route alors les requêtes (circuits optiques) ordonnées séquentiellement sur leurs plus courts chemins pré-calculés. Chaque requête routée est associée à une seule longueur d'onde en respectant la contrainte qui exige que deux requêtes passant par la même fibre doivent utiliser des

longueurs d'onde différentes.

Longest First Fixed Path (LFFP)

Cette méthode heuristique [19] [118] adopte le même principe que SFFP, sauf qu'elle affecte des longueurs d'onde aux circuits optiques ayant les plus longs chemins en premier. Une comparaison avec l'algorithme SFFP est réalisée dans [116] et est basée sur le nombre de circuits établis dans le réseau. Les résultats montrent que le nombre de circuits optiques établis par SFFP est plus grand pour des instances du problème qui considèrent un nombre important de requêtes. Cependant, LFFP permet une moyenne d'utilisation des fibres plus grande que celle obtenue par SFFP.

Minimum Number of Hops (MNH)

Cet algorithme a été proposé par Baroni et Bayvel dans [7] pour minimiser la charge maximale par fibre dans des réseaux arbitraires. Dans MNH, chaque requête (représenté par une paire de noeuds) est associée à l'un de ses plus courts chemins. Des plus courts chemins alternatifs sont examinés pour un meilleur routage possible; le chemin déjà affecté sera remplacé par un chemin alternatif si la charge de la fibre la plus congestionné est réduite. Ce processus est répété pour toutes les requêtes et s'arrête lorsqu'aucune substitution n'est possible. Les résultats présentés dans [118] montrent que l'algorithme MNH procure un routage plus efficace, en termes de nombre de longueurs d'onde utilisées, que l'algorithme LFFP.

Longest First Alternate Path (LFAP)

L'algorithme LFAP formule le problème RWA comme un problème de sac à dos, plus connu sous l'appellation anglaise "knapsack problem". Les longueurs d'onde sont traitées comme des sacs à dos, chacune d'entre elles peut contenir plus d'un circuit optique. Les circuits optiques sont considérés comme des objets, et plusieurs circuits peuvent partager la même longueur d'onde à condition qu'ils empruntent des chemins lien-disjoints. L'objectif de l'algorithme LFAP est de maximiser le nombre de circuits optiques par longueur d'onde. LFAP classe d'abord les requêtes (circuits optiques) selon un ordre décroissant en fonction de la longueur de leurs plus courts chemins. Les longueurs d'onde sont ensuite affectées à ces requêtes itérativement. Plus précisément, les longueurs d'onde sont traités une par une jusqu'au routage de tous les circuits optiques. Pour chaque nouvelle longueur d'onde traitée, l'algorithme essaye de router les requêtes restantes (non routées) en suivant l'ordre prédéfini (du plus long au plus court). Si un circuit optique ne peut être routé, des chemins alternatifs seront recherchés. Si aucun circuit optique ne peut être routé sur la longueur d'onde courante (traitée), une nouvelle longueur d'onde est demandée et le processus de recherche est répété. Les résultats présentés dans [118] montrent que la performance, en termes de nombre de longueurs d'onde utilisées, de l'algorithme LFAP est meilleure que LFFP et MNH. Cependant, LFAP met plus de temps pour fournir une solution faisable du problème RWA.

Heaviest Path Load Deviation (HPLD)

L'algorithme HPLD suppose que le problème RWA est formulé comme un problème de routage où le coût d'un lien (fibre) est déterminé en se basant sur sa charge (utilisation). HPLD cherche à rerouter certains circuits optiques qui passent par le lien le plus chargé afin de minimiser le nombre de longueurs d'onde. En d'autres termes, l'algorithme essaye de dévier la charge du lien le plus chargé vers d'autres liens moins chargés, ce qui permet de réutiliser certaines longueurs d'onde et d'en libérer d'autres. Les résultats présentés dans [118] montrent que la méthode heuristique HPLD est un peu plus efficace, en termes de nombre de longueurs d'onde utilisés, que la méthode LFAP. Cependant, elle a besoin de plus de temps pour fournir une solution faisable.

D'autres méthodes heuristiques ont été proposées dans [119] pour résoudre le problème complet RWA. Ces méthodes se basent principalement sur les algorithmes classiques de "bin packing" où les circuits optiques représentent les objets et les longueurs d'onde représentent les boîtes. L'objectif est de minimiser le nombre de boîtes utilisées pour contenir tous les objets. Parmi ces heuristiques on peut citer FF-RWA, BF-RWA, FFD-RWA, BFD-RWA. Les auteurs dans [119] ont testé ces algorithmes sur des réseaux arbitraires et les ont comparés avec un ancien algorithme efficace pour le même problème.

Nous récapitulons dans le Tableau 4.1 les différentes approches et algorithmes proposées dans la littérature (décrites précédemment) pour résoudre le problème "statique" RWA.

4.3 Design de la topologie logique

Nous étudions dans cette section le problème du design de la topologie logique. Nous expliquons d'abord le problème à résoudre. Nous présentons ensuite une formulation du problème basée sur la programmation linéaire en nombres entiers. Une méthode heuristique, basée sur une approximation successive, est ensuite proposée dans le paragraphe 4.3.3 permettant de résoudre des instances réelles du problème. Nous évaluons dans le paragraphe 4.3.4 les résultats obtenus en effectuant une comparaison entre la méthode exacte et la méthode heuristique. Nous proposons et discutons enfin une amélioration apportée à l'algorithme permettant de perfectionner la qualité de la solution.

4.3.1 Problème de design de la topologie logique

Etant donné un ensemble de demandes en trafic, le problème du design de la topologie logique consiste à:

- Définir la topologie logique, support du transport de trafic: Il s'agit de trouver un ensemble optimal R de circuits optiques reliant les noeuds du réseau.
- Router le trafic: Il s'agit de router chaque demande de trafic sur un chemin logique constitué d'un ou de plusieurs circuits optiques de R. La quantité totale de trafic circulant sur un lien de la topologie logique ne doit pas dépasser la capacité d'un circuit optique (c.à.d. la capacité d'une longueur d'onde).

Tableau 4.1: Récapitulatif des algorithmes “offline” proposés pour résoudre le problème RWA.

Problèmes	Approches	Commentaires	Références
Routage et affectation de longueurs d’onde (conjointement)	Formulations basées sur la programmation linéaire (y compris les formulations relaxées)	NP-complet	[59] [15] [117] [57] [85] [84] [101] [20] [21]
	SFFP LFFP MNH LFAP HPLD FF-RWA BF-RWA FFD-RWA BFD-RWA	Heuristiques Objectif: Minimiser le nombre de longueurs d’onde utilisées	[19] [118] [116] [16] [7] [119] [89]
Routage	Formulations basées sur la programmation linéaire (y compris les formulations relaxées)	NP-complet	[107] [117] [6] [20]
	Routage fixé Routage alternatif		[135] [80] [106]
Affectation de longueurs d’onde	Coloration de graphe	NP-complet (les routes sont connues)	[135] [117] [6] [20]
	Random LU (SPREAD) FF MP (multi-fiber) MU (PACK) LL (multi-fiber) M $\sum$ RCL	Heuristiques utilisées avec une approche de routage fixé	[135] [8] [60] [62] [121] [137]

L’objectif recherché consiste à minimiser le coût du réseau. Etant donné que la partie dominante de ce coût est représentée par le coût des transpondeurs installés dans les noeuds d’extrémités des circuits optiques, le coût du réseau à optimiser peut se réduire au coût des transpondeurs utilisés pour la mise en oeuvre des circuits optiques. Sachant que chaque circuit requiert deux transpondeurs (un au niveau de sa source et un autre au niveau de sa destination), le problème du design de la topologie logique consiste alors à minimiser le nombre de circuits optiques à établir dans le réseau.

La Figure 4.2 illustre une instance du problème du design de la topologie logique. Les flèches rouges (en pointillés) représentent les routes des demandes en trafic et sont indexées par le nombre d’unités de bande passante requises. Les flèches noires représentent les circuits optiques à établir dans le réseau. Nous supposons dans cet exemple que chaque circuit optique a une capacité de cinq unités

de bande passante (capacité d'une longueur d'onde). La solution optimale du problème consiste dans ce cas à router la demande en trafic entre les noeuds 1 et 3 sur un chemin logique constitué des deux circuits optiques $(1, 2)$ et $(2, 3)$, ce qui permet d'éviter de créer un nouveau circuit optique direct entre les noeuds 1 et 3. Cette solution évite le coût de deux transpondeurs supplémentaires, ce qui n'est pas le cas pour la deuxième solution de la Figure 4.2.

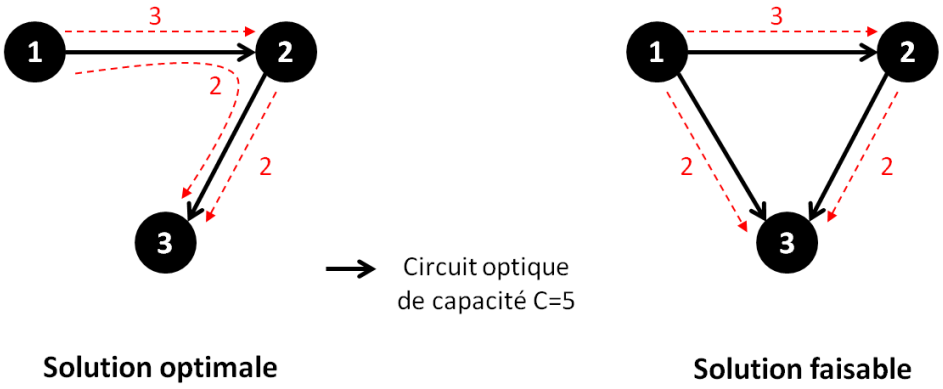


Figure 4.2: Instance du problème de design de la topologie logique d'un réseau WDM.

4.3.2 Modélisation du problème

Nous proposons dans cette partie de modéliser le problème du design de la topologie logique d'un réseau optique WDM.

4.3.2.1 Description du modèle

Dans la pratique, les noeuds dans un réseau WDM peuvent se classer en deux catégories en fonction de leurs positions par rapport aux clients:

- Noeuds terminaux: ces noeuds se comportent comme des clients du réseau de transport optique. Ce sont ces noeuds qui injectent ou extraient le trafic dans le réseau WDM. Ils sont généralement dotés de transpondeurs pour initier ou mettre fin aux circuits optiques qui transportent le trafic à travers le réseau,

- Noeuds intermédiaires: ces noeuds sont utilisés pour relier les noeuds terminaux et sont localisés principalement dans le cœur du réseau de transport optique (exemple: les brasseurs optiques OXC). Ils permettent de passer les circuits optiques sans effectuer aucun traitement numérique (injection ou extraction de nouveaux trafics). Par contre, ces noeuds assurent d'autres fonctions importantes telles que le brassage optique des circuits.

Signalons qu'un nœud peut être à la fois terminal et intermédiaire (exemple: OADM): il peut servir pour transiter des circuits optiques et en même temps donner naissance ou mettre fin à d'autres.

Un circuit optique représente le support de transport du trafic dans le réseau. Chaque circuit optique dans le réseau commence à un noeud terminal source et se termine à un noeud terminal de destination. La mise en oeuvre d'un circuit optique nécessite deux transpondeurs identiques (fonctionnant sur la même longueur d'onde): un premier dans le noeud source pour l'injection du signal sur une longueur d'onde donnée et un second dans le noeud de destination pour la récupération du même signal transmis. La capacité d'un circuit optique est égale à la capacité de la longueur d'onde associée. Dans ce modèle, nous supposons que toutes les longueurs d'onde ont la même capacité de transport.

Nous posons alors le problème du design de topologie logique d'un réseau WDM comme suit: Etant donné:

- Les noeuds terminaux du réseau,
- L'ensemble de demandes en trafic à transporter,

l'objectif consiste à minimiser le nombre de circuits optiques (lightpaths) à créer dans le réseau pour transporter ces demandes. En d'autres termes, il s'agit de définir une topologie logique du réseau permettant d'interconnecter les noeuds terminaux du réseau à un coût minimal. Les liens d'interconnexion sont logiques et représentent les circuits optiques à mettre en place. Le coût global d'une solution est donné par le nombre de circuits optiques à créer.

Nous montrons dans ce qui suit que le problème de minimisation de nombre de circuits optiques peut être formulé comme un problème de routage de demandes dans un multi-graphe dont l'objectif est de minimiser le nombre des liens (arcs) utilisés.

4.3.2.2 Formulation mathématique du modèle

Nous représentons le réseau "logique" à concevoir par un multi-graphe $G = (V, E, s, t)$, où:

- V est l'ensemble de noeuds qui représentent les noeuds terminaux du réseau WDM,
- E est l'ensemble d'arcs qui représentent tous les circuits optiques possibles entre les noeuds terminaux du réseau,
- $s : E \rightarrow V$ est une fonction qui assigne à chaque arc son noeud source,
- $t : E \rightarrow V$ est une fonction qui assigne à chaque arc son noeud de destination.

Nous supposons que le nombre de circuits optiques possibles entre chaque paire de nœuds du graphe est un grand entier de valeur K. Pour tout $i, j \neq i \in V$, K représente la cardinalité de l'ensemble $\{e \in E : s(e) = i, t(e) = j\}$. Un exemple d'un tel réseau "logique" est illustré dans la Figure 4.3 où nous considérons 3 noeuds et deux arcs (circuits optiques possibles) entre chaque paire de noeuds. La capacité de chaque arc $e \in E$ est exprimée par C unités de bande passante.

Nous considérons un ensemble $\mathcal{D}$ de demandes en trafic à router dans le réseau. Pour chaque demande $d \in \mathcal{D}$, nous notons par λ_d le volume de trafic de la demande d (exprimé en unités de bande passante), s_d son noeud source et t_d son noeud de destination. Nous introduisons l'ensemble de chemins

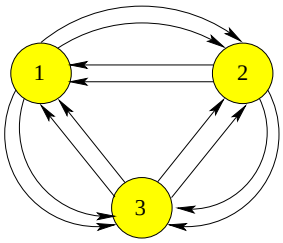


Figure 4.3: Exemple simple d'un réseau avec 3 noeuds et 2 arcs entre chaque paire de noeuds.

$\Pi(d)$ sur lesquels la quantité de trafic λ_d peut être partagée. $\Pi(d)$ contient tous les chemins simples entre s_d et t_d. Etant donné que le réseau est symétrique, le nombre de chemins est le même pour toutes les demandes et sera noté par S dans ce qui suit.

Soit $x_{d,\pi}$ la quantité de trafic envoyée par la demande d sur le chemin π. Nous exprimons une stratégie de routage pour une demande $d \in \mathcal{D}$ par le vecteur $\mathbf{x}_d = (x_{d,\pi})_{\pi\in\Pi(d)}$ dans $\mathbb{R}_+^S$ tel que $\sum_{\pi\in\Pi(d)} x_{d,\pi} = \lambda_d$. Notons ainsi par $\mathcal{X}_d$ l'ensemble de toutes les stratégies de routage possibles pour une demande $d \in \mathcal{D}$:

$$\mathcal{X}_d = \left\{ \mathbf{x}_d \in \mathbb{R}_+^S \ : \ \sum_{\pi\in\Pi(d)} x_{d,\pi} = \lambda_d \right\}.$$

La stratégie de routage du problème est alors donnée par le vecteur $\mathbf{x} = (\mathbf{x}_d)_{d\in D}$. Ce vecteur appartient à l'espace produit des stratégies $\mathcal{X} = \bigotimes_{d\in\mathcal{D}} \mathcal{X}_d$.

Pour chaque lien $e \in E$, nous définissons la fonction $y_e : \mathcal{X} \to \mathbb{R}_+$ par:

$$y_e(\mathbf{x}) = \sum_{d\in\mathcal{D}} \sum_{\pi\in\Pi(d)} \delta_e^\pi x_{d,\pi}, \tag{4.1}$$

δ_e^π est une constante qui est égale à 1 si $e \in \pi$ et 0 sinon. En d'autres termes, $y_e(\mathbf{x})$ représente la quantité de trafic qui circule sur le lien e dans la stratégie $\mathbf{x}$. Une stratégie de routage est faisable si $y_e(\mathbf{x}) \leq C$ pour tous les liens $e \in E$. Nous disons aussi qu'un lien e est utilisé dans la stratégie $\mathbf{x}$ si et seulement si $y_e(\mathbf{x}) > 0$.

Nous cherchons alors une stratégie de routage réalisable qui minimise le nombre de liens utilisés. Cela revient à résoudre le problème d'optimisation suivant:

$$\begin{aligned} \text{Minimiser} \ \ & v(\mathbf{x}) = \sum_{e\in E} \mathbb{1}_{\{y_e(\mathbf{x})>0\}} \\ \text{s.c.} \ \ & \mathbf{x} \in \mathcal{X}, \\ & y_e(\mathbf{x}) \leq C, \quad \forall e \in E. \end{aligned} \tag{OPT}$$

Le problème d'optimisation (OPT) peut être aussi exprimé sous la forme d'un programme linéaire en nombre entiers:

$$\text{minimiser} \quad \sum_{e \in E} b_e \tag{OPT-LP}$$

$$\text{s.c.} \quad y_e \leq C.b_e, \quad \forall e \in E, \tag{4.2}$$

$$y_e = \sum_{d \in \mathcal{D}} \sum_{\pi \in \Pi(d)} \delta_e^{\pi} x_{d,\pi}, \quad \forall e \in E, \tag{4.3}$$

$$\sum_{\pi \in \Pi(d)} x_{d,\pi} = \lambda_d, \quad \forall d \in \mathcal{D}, \tag{4.4}$$

$$x_{d,\pi} \in \mathbb{N}, \quad \forall \pi \in \Pi(d), \forall d \in \mathcal{D}, \tag{4.5}$$

$$y_e \geq 0, \quad \forall e \in E, \tag{4.6}$$

$$b_e \in \{0,1\}, \quad \forall e \in E. \tag{4.7}$$

b_e est une variable binaire de décision qui est égale à 1 si le lien e est utilisé dans la solution finale, et 0 sinon. Les expressions (4.2) représentent les contraintes de capacité au niveau des liens (arcs du graphe) et assurent que la quantité du trafic circulant sur un lien ne doit pas dépasser sa capacité. Les expressions (4.3) définissent pour chaque lien e la quantité de trafic qui le traverse. Les expressions (4.4) représentent les contraintes de conservation de flux qui traduisent la règle suivante: "la somme des quantités de trafic qui circulent sur les chemins entre la source et la destination d'une demande d doit être égale au volume de cette demande". Les expressions (4.5)-(4.7) définissent le domaine d'existence des variables du problème.

Dans ce qui suit, nous supposerons que la valeur de K est suffisamment grande pour que le problème (OPT-LP) ait une solution faisable. Plus précisément, nous admettrons que:

$$K \geq \left\lceil \frac{\sum_d \lambda_d}{C} \right\rceil . \tag{4.8}$$

Il est clair que le problème (OPT-LP) intègrant des variables binaires et d'autres entières, il est difficile à résoudre surtout pour des instances de grande taille. Nous avons alors opté pour une heuristique simple, basée sur une méthode d'approximation successive, dans le but de fournir des solutions approchées et rapides. Mais avant de décrire l'heuristique présentée dans le paragraphe 4.3.3, nous proposons de détailler quelques résultats théoriques concernant la stratégie de routage optimale pour une seule demande de trafic lorsque les stratégies de routage des autres demandes de trafic sont données.

4.3.2.3 Stratégie de routage optimale pour une seule demande de trafic

Notons par $\mathbf{x}_{-d}$ le vecteur $(\mathbf{x}_f)_{f \neq d}$ qui représente la stratégie de routage obtenue par le routage de toutes les demandes de trafic sauf la demande d. Nous supposons que cette stratégie de routage est fixée et faisable. Elle peut être alors considérée comme une solution partielle du problème (OPT). Soient E^- (respectivement E^+) l'ensemble des liens qui sont utilisés (respectivement non utilisés) dans la stratégie de routage $\mathbf{x}_{-d}$. E^- et E^+ sont définis par:

$$E^- = \{e \in E \,:\, y_e(\mathbf{x}_{-d}) > 0\},$$

$$E^+ = E \setminus E^-.$$

Nous notons par $c_e = C - y_e(\mathbf{x}_{-d})$ la capacité résiduelle dans le lien e après le routage des demandes $f \neq d$. La solution (stratégie de routage de la demande d) la moins coûteuse qui peut être obtenue en connaissant la solution partielle $\mathbf{x}_{-d}$, est alors fournie en résolvant le problème d'optimisation suivant:

$$\begin{aligned} \text{minimiser } & v_d(\mathbf{x}_d) = \sum_{e \in E^+} \mathbb{1}_{\{y_e(\mathbf{x}_d) > 0\}} \\ \text{s.c. } & \mathbf{x}_d \in \mathcal{X}_d, \\ & y_e(\mathbf{x}_d) \leq c_e, \quad \forall e \in E. \end{aligned} \tag{OPT-d}$$

Le problème d'optimisation (OPT-d) peut être aussi exprimé sous la forme d'un programme linéaire en nombres entiers:

$$\begin{aligned} \text{minimiser } & \sum_{e \in E^+} \beta_e && \text{(OPT-d-LP)} \\ \text{s.c. } & z_e \leq C.\beta_e, \quad \forall e \in E^+, && (4.9) \\ & z_e \leq c_e, \quad \forall e \in E^-, && (4.10) \\ & z_e = \sum_{\pi \in \Pi(d)} \delta_e^\pi x_{d,\pi}, \quad \forall e \in E, && (4.11) \\ & \sum_{\pi \in \Pi(d)} x_{d,\pi} = \lambda_d, && (4.12) \\ & x_{d,\pi} \in \mathbb{N}, \quad \forall \pi \in \Pi(d), && (4.13) \\ & z_e \in \mathbb{N}, \quad \forall e \in E, && (4.14) \\ & \beta_e \in \{0,1\}, \quad \forall e \in E. && (4.15) \end{aligned}$$

β_e est une variable binaire de décision qui est égale à 1 si le lien e est utilisé dans la stratégie de routage $\mathbf{x}_d$, et 0 sinon. Les expressions (4.9) représentent les contraintes de capacité pour les liens qui sont utilisés pour la première fois dans la stratégie de routage $\mathbf{x}_d$, alors que les expressions (4.10) représentent les contraintes de capacité pour les liens qui sont déjà utilisés dans la stratégie de routage $\mathbf{x}_{-d}$. Les expressions (4.11) définissent pour chaque lien e la quantité de trafic qui le traverse. Les expressions (4.12) reflètent les contraintes de conservation de flux qui assurent que la somme des quantités de trafic envoyées sur les chemins reliant la source et la destination de la demande d est égale au volume de cette demande. Les expressions (4.13)-(4.15) représentent les contraintes d'intégrité du problème.

Dans ce qui suit, nous notons par $\mathbf{x}_d^*$ une solution optimale du problème (OPT-d). La Proposition 1 fournit une expression explicite du coût d'une telle stratégie de routage optimale.

Proposition 1 *La valeur de la solution optimale du problème* (OPT-d) *est :*

$$v_d(\mathbf{x}_d^*) = \left\lceil \frac{\lambda_d - \lambda\left(E^-\right)}{C} \right\rceil,$$

où $\lambda(E^-)$ est la valeur de la solution optimale du programme linéaire suivant:

$$
\begin{aligned}
&\textit{max} \ \ \lambda && \text{(Max-Flow)}\\
&\textit{s.c.} \ \ z_e \leq c_e, \quad \forall e \in E^-,\\
&\qquad z_e = \sum_{\pi \in \Pi(d), \pi \subset E^-} \delta_e^\pi x_{d,\pi}, \quad \forall e \in E^-,\\
&\qquad \sum_{\pi \in \Pi(d), \pi \subset E^-} x_{d,\pi} = \lambda,\\
&\qquad \lambda \leq \lambda_d,\\
&\qquad x_{d,\pi} \in \mathbb{N}, \quad \forall \pi \in \Pi(d), \pi \subset E^-\\
&\qquad z_e \in \mathbb{N}, \quad \forall e \in E^-.
\end{aligned}
$$

Preuve. Soit $n = \left\lceil \frac{\lambda_d - \lambda(E^-)}{C} \right\rceil$. La preuve de la Proposition 1 se décline en deux parties: nous montrons d'abord que pour chaque stratégie de routage $\mathbf{x}_d \in \mathcal{X}_d$, tel que $y_e(\mathbf{x}_d) \leq c_e$ pour tout e, nous avons $v_d(\mathbf{x}_d) \geq n$. Ensuite, nous prouvons qu'il existe une stratégie de routage pour la demande d qui coûte n.

Considérons une solution $\mathbf{x}_d \in \mathcal{X}_d$, tel que $y_e(\mathbf{x}_d) \leq c_e$ pour tout e. Nous notons par $\alpha = \sum_{\pi \in \Pi(d), \pi \subset E^-} x_{d,\pi}$ la quantité de trafic routé sur les chemins dans le sous-graphe (V, E^-). A partir de la définition de $\lambda(E^-)$, nous remarquons que $\alpha \leq \lambda(E^-)$. Etant donné que $\frac{y_e(\mathbf{x}_d)}{C} \leq 1$ pour tout $e \in E^+$, nous avons:

$$
\begin{aligned}
v(\mathbf{x}_d) &= \sum_{e \in E^+} \mathbb{1}_{\{y_e(\mathbf{x}_d) > 0\}},\\
&= \sum_{e \in E^+} \left\lceil \frac{y_e(\mathbf{x}_d)}{C} \right\rceil,\\
&\geq \left\lceil \frac{1}{C} \sum_{e \in E^+} y_e(\mathbf{x}_d) \right\rceil.
\end{aligned}
$$

Cependant,

$$
\begin{aligned}
\sum_{e \in E^+} y_e(\mathbf{x}_d) &= \sum_{e \in E^+} \sum_{\pi \in \Pi(d)} \delta_e^\pi x_{d,\pi}\\
&= \sum_{\pi \in \Pi(d)} \left(\sum_{e \in E^+} \delta_e^\pi \right) x_{d,\pi}\\
&\geq \sum_{\pi \in \Pi(d), \pi \cap E^+ \neq \emptyset} x_{d,\pi}\\
&\geq \lambda_d - \alpha.
\end{aligned}
$$

A partir de ces inégalités, nous obtenons:

$$v(\mathbf{x}_d) \geq \left\lceil \frac{\lambda_d - \alpha}{C} \right\rceil \geq \left\lceil \frac{\lambda_d - \lambda\left(E^-\right)}{C} \right\rceil = n.$$

Nous concluons alors que toute solution faisable du problème (OPT-d) a un coût supérieur ou égal à la valeur de n.

Passons maintenant à la deuxième partie de la preuve. Nous notons par $\mathbf{x}_d^-$ la solution optimale du problème (Max-Flow). Si $n = 0$ (c.à.d. si $\lambda\left(E^-\right) = \lambda_d$), alors il est clair que la stratégie de routage x_d^* définie par:

$$x_{d,\pi}^* = \begin{cases} x_{d,\pi}^- & \text{si } \pi \subset E^-, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

est une solution optimale du problème (OPT-d). Sinon (c.à.d. si $n > 0$), nous choisissons arbitrairement n liens (arcs) $e1, \ldots, e_n \in E^+$ tel que $s(e_k) = s_d$ et $t(e_k) = t_d$ pour $k = 1, \ldots, n$ et nous notons par π_k le chemin mono-lien $\pi_k = \{e_k\}$ pour $k = 1, \ldots, n$. Nous considérons ainsi la stratégie de routage x_d^* définie par:

$$x_{d,\pi}^* = \begin{cases} x_{d,\pi}^- & \text{si } \pi \subset E^-, \\ \frac{\lambda_d - \lambda\left(E^-\right)}{n} & \text{si } \pi = \pi_1, \ldots, \pi_n \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Il est clair que $x_{d,\pi}^* \geq 0$ pour tous les chemins $\pi \in \Pi(d)$. En outre,

$$\begin{aligned} \sum_{\pi \in \Pi(d)} x_{d,\pi}^* &= \sum_{\pi \in \Pi(d), \pi \subset E^-} x_{d,\pi}^* + \sum_{k=1}^{n} x_{d,\pi_k}^*, \\ &= \lambda\left(E^-\right) + \lambda_d - \lambda\left(E^-\right), \\ &= \lambda_d, \end{aligned}$$

Ce qui prouve évidemment que $\mathbf{x}^* \in \mathcal{X}_d$. Signalons qu'à partir de la définition de $\mathbf{x}_d^-$, nous avons $y_e(\mathbf{x}_d^*) = y_e(\mathbf{x}_d^-) \leq c_e$ pour tout $e \in E^-$. De plus, étant donné que $\frac{\lambda_d - \lambda\left(E^-\right)}{n} \leq C$, nous avons $y_{e_k}(\mathbf{x}_d^*) \leq C = c_{e_k}$ pour tout $k = 1, \ldots, n$. Ce qui nous permet de conclure que $y_e(\mathbf{x}_d^*) \leq c_e$ pour tout $\forall e \in E$. A partir de ces constats et vu que la stratégie de routage $\mathbf{x}_d^*$ utilise n liens de E^+, nous concluons que $v_d(\mathbf{x}_d^*) = n$, et donc il existe au moins une solution faisable du problème (OPT-d) qui coûte n. ■

Après avoir prouvé la Proposition 1 que nous avons énoncée précédemment, nous remarquons que la deuxième partie de cette preuve procure implicitement un algorithme à deux étapes qui permet de trouver une solution optimale du problème (OPT-d). Nous explicitons dans ce qui suit cet algorithme:

- Etape 1: résoudre le problème (Max-Flow) afin de trouver la valeur de $\lambda\left(E^-\right)$ et la quantité de trafic de la demande d à router dans chaque chemin π entre s_d et t_d dans le sous-graphe (V, E^-). Nous signalons que la structure du problème (Max-Flow) est celle d'un problème standard de flot maximum, pour lequel plusieurs algorithmes efficaces sont connus [1],

- Etape 2: choisir arbitrairement $n = \left\lceil \frac{\lambda_d - \lambda(E^-)}{C} \right\rceil$ liens dans E^+ entre la source s_d et la destination t_d. La quantité de trafic $\lambda_d - \lambda(E^-)$ est partagée uniformément entre ces liens.

Dans cette section, nous avons étudié comment nous pouvons trouver une stratégie de routage optimale pour une demande d en supposant connaître les stratégies de routage pour les autres demandes. En se basant sur cette étude et sur les résultats théoriques obtenus, nous proposons une méthode heuristique pour résoudre le problème du design de la topologie logique (OPT-LP).

4.3.3 Heuristique basée sur une approximation successive

En se basant sur l'algorithme à deux étapes décrit précédemment, nous proposons une heuristique qui permet de construire une solution faisable (stratégie de routage $\mathbf{x}$) grâce à une approximation successive. L'idée de l'heuristique consiste à rerouter de façon optimale chacune des demandes en trafic (une seule demande à la fois) en utilisant l'algorithme à deux étapes et en supposant que les stratégies de routage des autres demandes sont fixées. L'algorithme s'arrête lorsqu'il n'est plus possible de réduire le nombre de liens (circuits optiques) utilisés. La méthode proposée est décrite dans l'Algorithme 4.

A la première itération, les demandes en trafic sont routées une par une en utilisant l'algorithme à deux étapes, décrit précédemment, qui permet de trouver une stratégie de routage optimale pour chaque demande en réutilisant les liens de E^- si c'est possible. La solution construite à la fin de cette itération est une stratégie de routage initiale $\mathbf{x}$ ayant un coût $v(\mathbf{x})$. Dans les itérations suivantes, l'algorithme cherche à réduire ce coût (nombre de liens utilisés) en effectuant des reroutages successifs. A chaque itération, l'algorithme essaye de rerouter toutes les demandes une par une. Chaque demande d est reroutée (en utilisant le même algorithme à deux étapes) en supposant que les stratégies de routage des autres demandes sont fixées. Si un reroutage d'une demande d permet de réduire le nombre de liens utilisés dans le graphe G, il est retenu et remplace l'ancien routage de cette demande d, ce qui conduit alors à une nouvelle solution $\mathbf{x}$ moins coûteuse. L'algorithme s'arrête (converge) lorsque le coût de la solution $\mathbf{x}$ ne peut plus être amélioré.

De point de vue théorique, nous avons montré que l'algorithme proposé converge après un nombre fini d'itérations. Nous énonçons dans ce qui suit la propriété suivante:

Lemme 3 *L'Algorithme 4 converge après un nombre fini d'itérations.*

Preuve. Nous appelons "itération" l'ensemble des étapes 5-22 de l'Algorithme 4 dans lesquelles chaque demande en trafic est reroutée une seule fois. Nous admettons d'abord que l'ordre de traitement de demandes adopté dans la première itération (ordre fixé arbitrairement) est le même pour les itérations suivantes. Nous pouvons facilement observer que si l'algorithme ne s'arrête pas à la fin d'une itération i, alors le nombre de liens utilisés à la fin de cette itération est inférieur d'au moins un par rapport au nombre de liens utilisés à la fin de l'itération précédente $i-1$. Donc, le nombre de liens utilisés à la fin de chaque itération est une séquence strictement décroissante. Etant donné que ce nombre est positif, l'Algorithme 4 converge certainement après un nombre fini d'itérations. ■

Algorithme 4 Algorithme pour résoudre le problème (OPT-LP)

require $G := (V, E, s, t)$, C, $\mathcal{D}$
$\mathbf{x} \leftarrow \mathbf{0}$
Convergence = false, iteration $\leftarrow 0$
while Convergence = false **do**
    Convergence = true
    for $d \in \mathcal{D}$ **do**
        $E^- \leftarrow \{e \in E : y_e(\mathbf{x}_{-d}) > 0\}$, $E^+ \leftarrow E \setminus E^-$
        $c_e \leftarrow C - y_e(\mathbf{x}_{-d})$, $\forall e \in E$
        $\mathbf{x}^*_d \leftarrow \mathbf{0}$
        Compute $\lambda(E^-)$ and $x^*_{d,\pi}$ for all $\pi \subset E^-$ by solving (Max-Flow)
        $n = \left\lceil \frac{\lambda_d - \lambda(E^-)}{C} \right\rceil$
        for $k = 1 \dots n$ **do**
            Choose arbitrarily edge $\ell \in E^+$ such that $s(\ell) = s_d$ and $t(\ell) = t_d$
            $x^*_{d,\{\ell\}} = (\lambda_d - \lambda(E^-))/n$
            $E^+ \leftarrow E^+ \setminus \{\ell\}$, $E^- \leftarrow E^- \cup \{\ell\}$
        end for
        if $n < v(\mathbf{x}) - v(\mathbf{x}_{-d})$ **or** iteration $== 0$ **then**
            Convergence = false
            $\mathbf{x}_d \leftarrow \mathbf{x}^*_d$
        end if
    end for
    iteration $\leftarrow$ iteration $+1$
end while
return $\mathbf{x}$

4.3.4 Tests et résultats

Nous évaluons dans cette partie les performances des deux algorithmes proposés: l'algorithme exact basé sur le programme linéaire (OPT-LP) et l'Algorithme 4 basé sur une méthode d'approximation successive. Plusieurs expérimentations ont été effectuées pour examiner l'efficacité de ces algorithmes et les comparer. Pour résoudre le programme linéaire en nombres entiers (OPT-LP), nous avons utilisé le solveur CPLEX de la société IBM-ILOG [56]. Tous les tests ont été effectués sur un processeur $i5 - 2500$ fonctionnant à $3,3$ GHz, avec 6 Mo de mémoire cache et 4 Go de RAM.

La comparaison de deux algorithmes proposés est faite selon deux critères: le premier correspond aux performances d'exécution (temps de calcul et mémoire consommée) et le deuxième correspond au coût de la solution (stratégie de routage) qui représente le nombre de liens utilisés. Nous signalons que pour tous les tests présentés ci-dessous, la valeur de la constante C (capacité d'un lien) est fixée à 10 unités de bande passante.

4.3.4.1 Temps de calcul et mémoire consommée

Dans le but d'évaluer le temps de calcul et la mémoire consommée des deux algorithmes proposés, nous avons considéré plusieurs topologies de tailles différentes. Pour chaque topologie, nous avons généré aléatoirement dix ensembles de demandes en trafic. Nous avons choisi une valeur de K qui vérifie la condition exprimée dans (4.8). Les deux algorithmes sont ensuite exécutés pour les mêmes ensembles de demandes. Nous illustrons, dans le Tableau 4.2, les moyennes des temps de calcul et de mémoire consommée obtenus pour chaque topologie.

Tableau 4.2: Moyennes de temps de calcul et de mémoire consommée pour les deux algorithmes proposés.

	Algorithme exact (OPT-LP)		Heuristique	
Nombre de noeuds	Temps de calcul	mémoire	temps de calcul	mémoire
5	0,08s	84 Mo	0,007s	2,4 Mo
8	0,5s	172 Mo	0,01s	4,3 Mo
10	2m19s	241 Mo	0,014s	6,1 Mo
12	6m54s	826 Mo	0,26s	8 Mo
15	27m43s	1,3 Go	0,38s	9,7 Mo
20	36m21s	1,8 Go	0,64s	11,6 Mo
25	52m16s	3,2 Go	0,82s	14,2 Mo
30	$>$ 1h	$>$ 4 Go	0,95s	18,8 Mo
50	$>$ 3h	$>$ 4 Go	1,86s	26 Mo
100	$>$ 5h	$>$ 4 Go	4,42s	42 Mo

A partir de ces résultats, il est clair que l'heuristique proposée est largement plus rapide que l'algorithme exact et peut fournir des solutions réalisables dans quelques secondes pour des topologies de tailles réelles. En outre, elle n'est pas gourmande en termes de mémoire. Par exemple, elle consomme en moyenne 42 Mo (Mégaoctets) pour procurer une solution faisable pour une topologie de 100 noeuds. Nous signalons que pour les trois dernières topologies du tableau, l'algorithme exact s'est arrêté avant de fournir une solution à cause de l'insuffisance de la capacité de la RAM.

4.3.4.2 Coût de la solution

Rappelons que le coût d'une solution est donné par le nombre de liens (circuits optiques) utilisés pour le routage des demandes en trafic. Pour comparer les performances des deux algorithmes proposés, nous avons effectué plusieurs tests sur différentes topologies. Dans ce qui suit, nous présentons un échantillon de ces tests.

Nous considérons une topologie composée de 10 noeuds et nous générons aléatoirement 25 ensembles de demandes en trafic. Pour chaque ensemble, nous choisissons la valeur de K correspondante qui vérifie la condition exprimé dans (4.8). Une simulation consiste à exécuter les deux algorithmes pour le même ensemble de demandes. Nous obtenons ainsi 25 simulations au total. Pour chaque simulation, nous enregistrons l'écart relatif entre le coût de la solution exacte et celui de la solution approximative.

Les résultats sont illustrés dans la Figure 4.4.

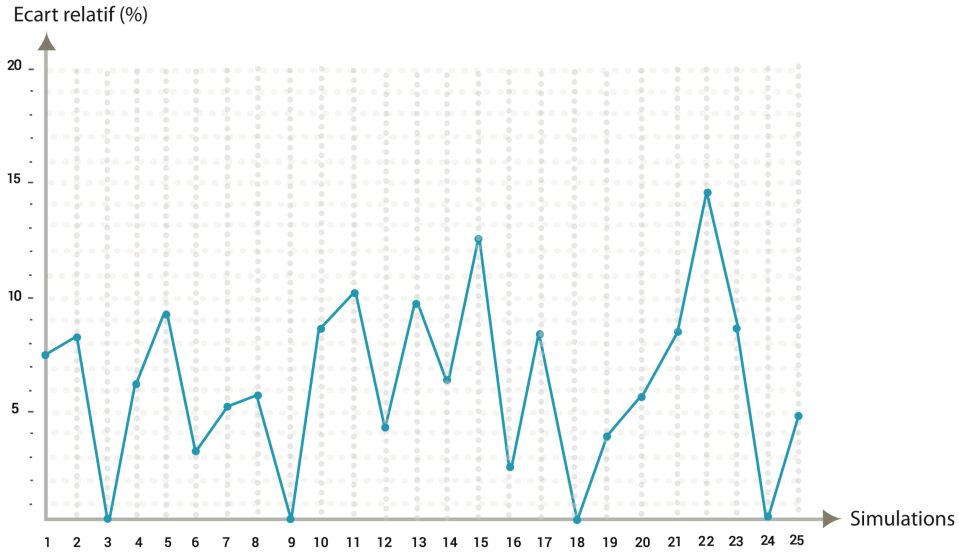


Figure 4.4: Ecart relatif entre l'algorithme exact et l'heuristique.

Les résultats présentés dans la Figure 4.4 montrent que dans la plupart des simulations, l'heuristique ne fournit pas une solution optimale mais sa performance reste acceptable avec une moyenne des écarts relatifs égale à $6,15\%$ dans ce cas. D'autres moyennes ont été enregistrées pour d'autres topologies, mais cette fois ci sur 100 simulations (100 ensembles de demandes). Le Tableau 4.3 illustre les résultats obtenus.

Tableau 4.3: Moyenne des écart relatifs sur 100 simulations.

Nombre de noeuds	Moyenne des écarts relatifs (%)
15	7,82
20	7,13
25	8,36

A partir des résultats obtenus, nous pouvons conclure que les performances de l'heuristique proposée sont acceptables. Son avantage majeur est qu'elle permet de fournir des solutions réalisables (de qualité tolérable) et rapides pour des instances réelles du problème. Ceci a été confirmé lorsque nous l'avons intégré et testé dans l'outil de planification NEST SDH/DWDM.

4.3.4.3 Convergence de l'algorithme proposé

Afin d'évaluer la vitesse de convergence de l'Algorithme 4, nous avons enregistré pour chaque simulation réalisée le nombre d'itérations mis par l'heuristique pour converger vers une solution faisable

finale. Nous représentons dans la Figure 4.5 un échantillon des résultats obtenus. Dans cette figure, nous considérons les mêmes 25 simulations effectuées dans le cas de la Figure 4.4 où nous supposons une topologie simple de 10 noeuds.

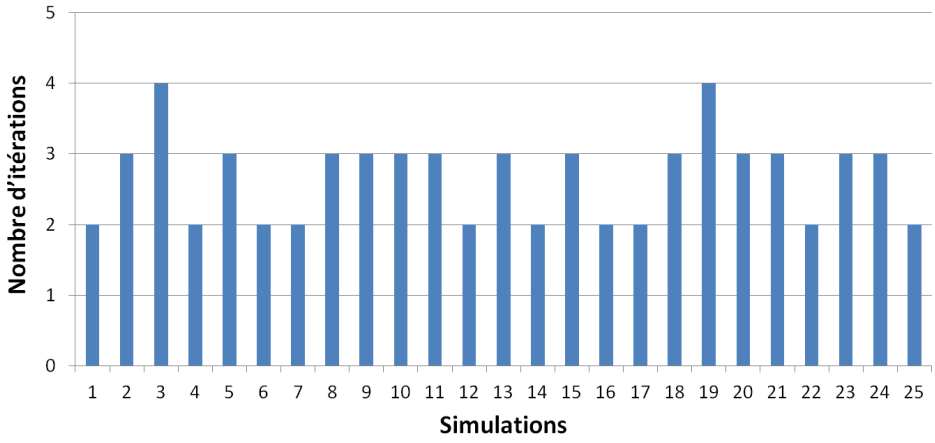


Figure 4.5: Nombre d'itérations mis par l'heuristique pour converger.

Tous les résultats montrent bien que l'algorithme proposé converge toujours vers une solution approximative après un nombre très faible d'itérations.

4.3.5 Amélioration apportée

Nous rappelons que l'objectif de l'algorithme exact de design de la topologie logique (OPT-LP) consiste à minimiser le nombre de circuits optiques (liens du graphe) utilisés pour le routage des demandes en trafic. En d'autres termes, chaque demande cherche à réutiliser les liens sous-utilisés du graphe (qui sont déjà exploités par d'autres demandes) avant d'utiliser des nouveaux. Il peut arriver qu'une demande puisse avoir plus qu'une possibilité de routage sur les liens sous-utilisés du graphe, comme illustré dans le cas de la Figure 4.6. Dans cette figure, nous représentons deux solutions optimales pour une même instance du problème de minimisation de liens utilisés. Le coût des deux solutions (nombre de liens utilisés) est égal à 3. Seule la demande d est routée de deux façons différentes: dans la première solution, le routage de d consomme 2 unités de bande passante sur un seul lien $(1, 3)$, tandis que dans la deuxième solution, il occupe 3 unités de bande passante en partageant le trafic sur deux chemins. Nous remarquons clairement que la solution 1 est plus économique en termes d'unités de bande passante consommées, sauf que notre algorithme tel qu'il est ne permet pas de la favoriser.

Afin de prendre en considération le critère de consommation de la bande passante dans la décision de routage, nous proposons d'ajuster la fonction objectif du problème (OPT-LP) sans toucher au critère d'optimisation de base (minimisation de liens utilisés). La nouvelle fonction objectif est exprimée par:

$$F_2 = F_1 + \epsilon \sum_{e \in E} y_e, \tag{4.16}$$

où $F_1 = \sum_{e \in E} b_e$ représente l'ancienne fonction objectif du problème (OPT-LP), ϵ est une constante réelle très petite et y_e est la variable entière de décision du problème (OPT-LP) qui représente la quantité totale de trafic circulant sur le lien e.

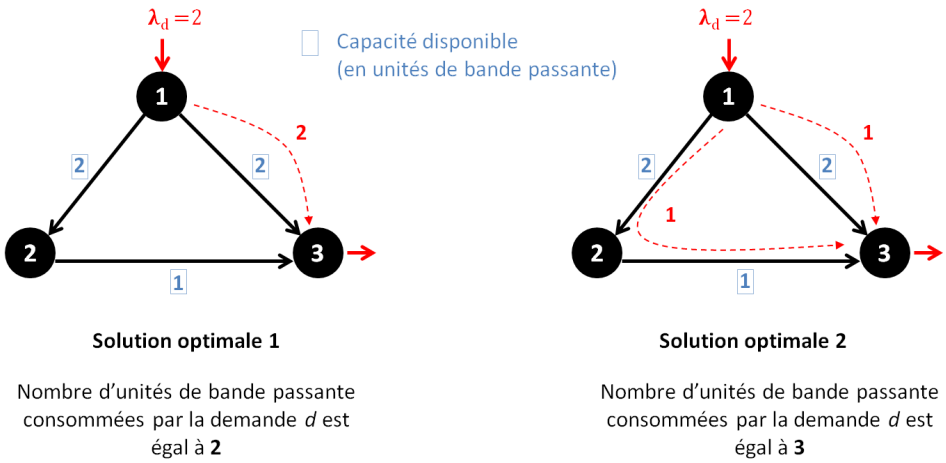


Figure 4.6: Minimisation de la bande passante consommée.

Afin de ne pas perturber le critère d'optimisation principal (exprimé par F_1), la valeur de ϵ doit être choisie de façon qu'elle permette de garantir la condition suivante:

$$\epsilon \sum_{e \in E} y_e < 1. \tag{4.17}$$

Etant donné que $y_e \leq C$ pour tout $e \in E$, il suffit alors de prendre une valeur de ϵ tel que:

$$\epsilon < \frac{1}{|E|C}. \tag{4.18}$$

En choisissant une valeur de ϵ qui vérifie la condition (4.18), nous pouvons garantir que le nouvel algorithme exact, basé sur la fonction objectif F_2, choisit, parmi toutes les solutions optimales possibles, la solution qui minimise la bande passante consommée dans les liens du graphe.

Pour évaluer l'efficacité de l'amélioration proposée, nous avons testé et comparé les performances des deux algorithmes exacts: l'algorithme qui utilise la fonction objectif F_1 et celui qui utilise la fonction objectif F_2. Pour chaque algorithme, nous enregistrons la quantité totale de trafic circulant dans les liens du graphe. Cette quantité est donnée par $\sum_{e \in E} y_e$. Nous illustrons dans la Figure 4.7 les résultats obtenus pour un exemple de topologie simple comportant 8 noeuds. Vingt ensembles de demandes en trafic ont été générés aléatoirement. Pour chaque simulation, les deux algorithmes essayent de router le

même ensemble de demandes.

Nous signalons que pour les vingt simulations effectuées, les deux algorithmes fournissent des solutions ayant le même coût (nombre de liens utilisés). Ce qui diffère c'est la façon de router certaines demandes sur l'ensemble des liens utilisés. Nous remarquons ainsi que l'algorithme qui utilise la fonction objectif F_2 génère des solutions moins coûteuses en termes de nombre d'unités de bande passante consommées dans les liens du graphe. Cet avantage permet d'augmenter l'aptitude du réseau "logique" à satisfaire des futures demandes.

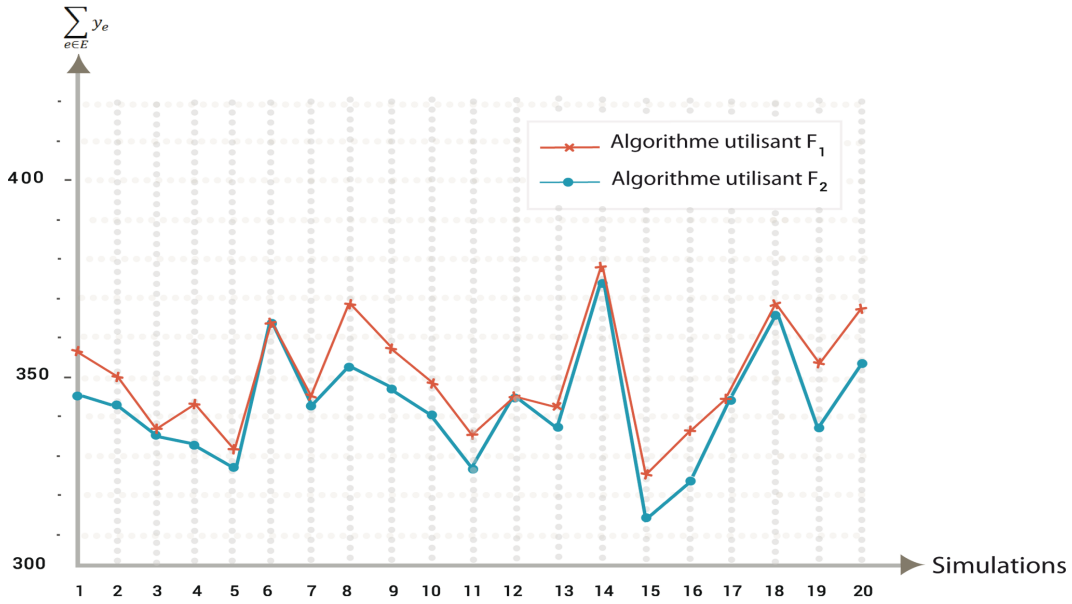


Figure 4.7: Quantité totale de trafic circulant dans les liens du graphe.

Dans la Section 4.3, nous avons étudié le problème du design de la topologie logique. Le résultat du problème est un réseau "logique" constitué d'un nombre minimal de circuits optiques (liens logiques) reliant les noeuds WDM et permettant de transporter les demandes en trafic. Dans la Section 4.4, nous étudierons comment router ces circuits optiques dans le réseau "physique" en les affectant des longueurs d'onde.

4.4 Routage et affectation de longueurs d'onde

Après avoir traité le problème du design de la topologie de circuits optiques, nous étudions dans cette section comment router ces circuits optiques dans le réseau physique WDM tout en leur affectant des longueurs d'onde. Nous décrivons d'abord le problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde. Nous présentons ensuite une nouvelle formulation du problème basée sur la programmation linéaire en nombres entiers. Une méthode heuristique à deux phases est ainsi proposée dans le paragraphe

4.4.3 pour résoudre approximativement le problème. Nous évaluons enfin les résultats obtenus dans le paragraphe 4.4.4.

4.4.1 Problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde

Le problème de routage des circuits optiques et d'affectation de longueurs d'onde, connu sous l'appellation RWA (pour Routing and Wavelength Assignment), est un problème NP-difficile [91]. Il considère un réseau où les requêtes (circuits optiques) peuvent être transportées sur différentes longueurs d'onde dans les fibres. Chaque requête acceptée est associée à un chemin, connectant sa source à sa destination, et à une longueur d'onde spécifique. L'établissement des circuits optiques est soumis aux contraintes suivantes:

- Contrainte de continuité de longueur d'onde: un circuit optique doit utiliser la même longueur d'onde dans chaque fibre traversée. Cette contrainte suppose qu'aucune conversion de longueurs d'onde n'est permise dans les noeuds du réseau.
- Contrainte de longueurs d'onde distinctes: les circuits optiques routés sur la même fibre doivent être associés à des longueurs d'onde différentes, tandis que les circuits optiques dont les chemins sont lien-disjoints peuvent utiliser la même longueur d'onde.

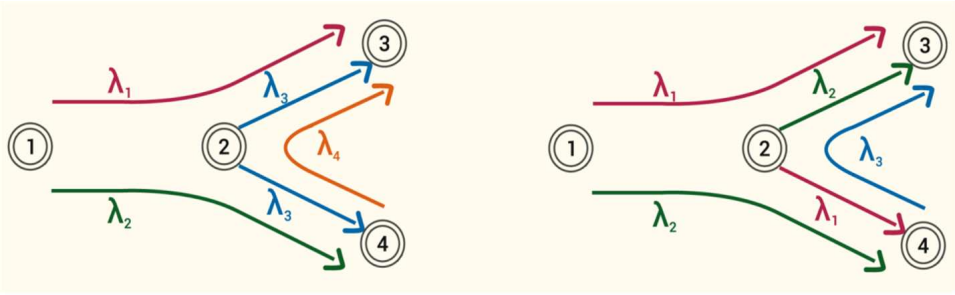


Figure 4.8: Instance du problème RWA où l'objectif est de minimiser le nombre de longueurs d'onde utilisées.

Lors de la réalisation du routage et de l'affectation de longueurs d'onde, l'objectif principal consiste à minimiser le nombre de longueurs d'onde utilisées dans le réseau. Ceci est obtenu en réutilisant, autant que possible, les longueurs d'onde déjà utilisées avant d'activer une nouvelle longueur d'onde. Cette stratégie permet d'éviter la fragmentation du spectre de longueurs d'onde dans le réseau. La Figure 4.8 illustre deux solutions différentes d'une instance du problème RWA. Dans cet exemple, les requêtes (circuits optiques) sont représentées par des flèches et routées sur le réseau en utilisant un ensemble de longueurs d'onde. Le premier cas montre une instance du problème de fragmentation du spectre de longueurs d'onde, où la réutilisation des ressources (longueurs d'onde) n'est pas optimisée :

une longueur d'onde additionnelle λ_4 est utilisée alors qu'il était possible de l'éviter.

Dans ce travail, nous adressons le problème "statique" du routage et de l'affectation de longueurs d'onde RWA où les demandes de circuits optiques sont connues à l'avance. Nous proposons ainsi un nouvel algorithme "offline" pour minimiser la fragmentation du spectre de longueurs d'onde disponibles dans le réseau.

4.4.2 Nouvelle formulation linéaire en nombre entiers

Nous proposons dans cette partie de formuler le problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde RWA en utilisant la programmation linéaire en nombres entiers. Nous présentons deux formulations basées sur une approche de décomposition en couches: une formulation originale et une formulation équivalente qui fait appel à un nombre de variables et de contraintes significativement réduit. Nous énonçons et démontrons également quelques propriétés de ces formulations.

4.4.2.1 Formulation originale du problème RWA

Nous considérons un réseau de transport optique WDM représenté par un graphe orienté $G = (V, E)$, où V est l'ensemble des noeuds qui représentent les noeuds WDM et E est l'ensemble d'arcs qui correspondent aux fibres optiques reliant les noeuds WDM. Soit $\mathcal{W} = \{1, \ldots, W\}$ l'ensemble des longueurs d'onde (couleurs) disponibles dans chaque fibre du réseau. Nous supposons un ensemble $\mathcal{K}$ de demandes de circuits optiques à router dans le réseau. Chaque demande doit être associée à une route et une seule longueur d'onde, en admettant qu'il n'y a pas de convertisseurs de longueurs d'onde disponibles dans les noeuds du réseau. Pour chaque demande $k \in \mathcal{K}$, nous notons par s_k son noeud source et par t_k son noeud de destination. Nous rappelons aussi que dans le cas où deux circuits optiques passent par la même fibre, ils doivent utiliser deux longueurs d'onde différentes.

Pour chaque couleur $w \in \mathcal{W}$, nous représentons une couche du réseau par un graphe $G_w = (V_w, E_w)$, où chaque noeud de l'ensemble V_w est obtenu en dupliquant le noeud correspondant dans V et chaque arc (lien) de l'ensemble E_w est obtenu en dupliquant l'arc correspondant dans E. Nous obtenons alors W couches du réseau, comme illustré dans la Figure 4.9 où W est égal à 2.

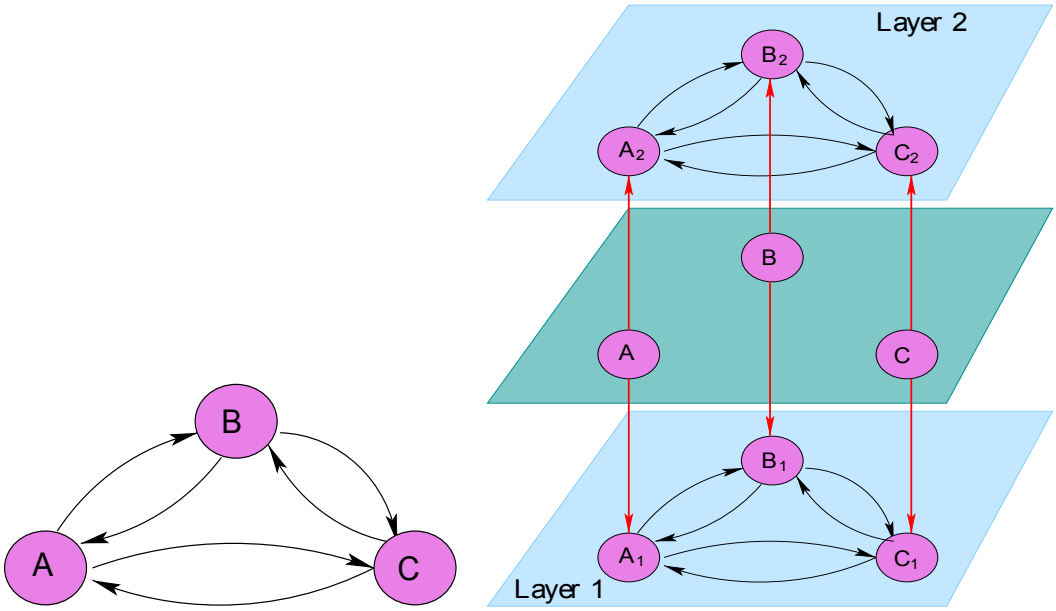
En partant de cette décomposition en couches, nous admettons que chaque couche du réseau est un réseau indépendant dans lequel chaque lien (arc) a une capacité égale à 1, et donc un seul circuit optique peut l'utiliser pour son routage. De ce fait, le problème peut être considéré comme un problème de routage de demandes dans un réseau multicouches, où chaque demande doit être routée sur une seule couche.

Pour tout circuit optique $k \in \mathcal{K}$ et toute couleur $w \in \mathcal{W}$, nous définissons les variables de décision binaires suivantes:

$$y_k^w = \begin{cases} 1 & \text{si la couleur } w \text{ est affectée au circuit optique } k, \\ 0 & \text{sinon,} \end{cases}$$

$$x_k^e = \begin{cases} 1 & \text{si le circuit optique } k \text{ est routé sur la fibre } e, \\ 0 & \text{sinon,} \end{cases}$$

La variable x_k^e est définie pour tout $e \in E_w$.



(a) Réseau original. (b) Réseau à deux couches.

Figure 4.9: Les deux couches obtenues par duplication des noeuds et des liens du réseau original dans le cas de deux couleurs.

Etant donné que chaque circuit optique doit être routé dans une seule couche du réseau, nous introduisons la contrainte suivante, qui reflète la contrainte de continuité de longueur d'onde dans notre modèle:

$$\sum_{w \in \mathcal{W}} y_k^w = 1, \quad \forall k \in \mathcal{K}. \tag{4.19}$$

Il est aussi clair que si une couleur w n'est pas affectée à un circuit optique k alors ce dernier n'utilise pas les liens de la couche w. Cette contrainte est exprimée par:

$$x_k^e \leq y_k^w, \quad \forall e \in E_w, \ \forall w \in \mathcal{W}, \ \forall k \in \mathcal{K}. \tag{4.20}$$

Par contre, si un circuit optique k est associé à une longueur d'onde w, alors il doit être routé dans la couche w. Nous définissons pour chaque noeud $n \in V_w$, $E_w^+(n)$ et $E_w^-(n)$ qui représentent respectivement les ensembles de fibres entrantes et sortantes dans le noeud n. Le problème de routage peut être ainsi exprimé en utilisant une formulation noeud-lien:

$$\sum_{e\in E_w^+(n)} x_k^e - \sum_{e\in E_w^-(n)} x_k^e = \begin{cases} -y_k^w & \text{si } n = s_k \\ y_k^w & \text{si } n = t_k \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}, \quad \forall n \in V_w,\ \forall w \in \mathcal{W},\ \forall k \in \mathcal{K}. \tag{4.21}$$

Dans chaque couche w, chaque lien $e \in E_w$ peut être utilisé au plus par un seul circuit optique. Cette règle est exprimée par la contrainte suivante, qui reflète implicitement la contrainte de longueurs d'onde distinctes:

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} x_k^e \leq 1, \quad \forall e \in E_w, \forall w \in \mathcal{W}. \tag{4.22}$$

En considérant les contraintes (4.19)-(4.22), nous pouvons aboutir à des solutions faisables du problème RWA. L'objectif consiste à trouver une (ou plusieurs) solution qui minimise le nombre de longueurs d'onde utilisées, c'est-à-dire le nombre de couches du réseau utilisées. Nous définissons alors, pour chaque couleur w, la variable de décision binaire suivante:

$$u_w = \begin{cases} 1 & \text{si la couleur } w \text{ est utilisée dans le réseau} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Une couleur w est dite utilisée, si elle est affectée à au moins un circuit optique. Ceci est exprimé par la contrainte suivante:

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w \leq K\, u_w, \quad \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.23}$$

où K est le nombre de demandes de circuits optiques.

En se basant sur les variables et les contraintes introduites, le problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde peut être alors défini sous la forme d'un programme linéaire en nombres entiers, appelé (RWA) et représenté ci-dessous. Il a été montré dans la littérature que ce problème est NP-complet [19].

$$\text{minimiser } w_{max} \tag{RWA}$$

$$\text{s.c. } w\,u_w \leq w_{max}, \quad \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.24}$$

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w \leq K\,u_w, \quad \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.25}$$

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} x_k^e \leq 1, \quad \forall e \in E_w, \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.26}$$

$$\sum_{e\in E_w^+(n)} x_k^e - \sum_{e\in E_w^-(n)} x_k^e = \begin{cases} -y_k^w & \text{si } n = s_k \\ y_k^w & \text{si } n = t_k \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}, \quad \forall k \in \mathcal{K}, \forall n \in V_w, \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.27}$$

$$x_k^e \leq y_k^w, \quad \forall e \in E_w, \forall w \in \mathcal{W}, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.28}$$

$$\sum_{w\in\mathcal{W}} y_k^w = 1, \quad \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.29}$$

$$x_k^e \in \{0,1\}, \quad \forall e \in E_w, \forall w \in \mathcal{W}, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.30}$$

$$y_k^w \in \{0,1\}, \quad \forall w \in \mathcal{W}, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.31}$$

$$u_w \in \{0,1\}, \quad \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.32}$$

$$w_{max} \geq 0. \tag{4.33}$$

w_{max} est une variable entière qui indique le nombre de longueurs d'onde utilisées dans le réseau. Les expressions (4.24) assurent que w_{max} soit égale au plus grand indice de longueur d'onde utilisée dans le réseau. Les expressions (4.25)-(4.29) représentent les contraintes décrites précédemment. Les expressions (4.30)-(4.33) représentent les contraintes d'intégrité du problème.

Nous énonçons dans ce qui suit une propriété inhérente aux solutions optimales du problème (RWA).

Lemme 4 *Soit* $(\mathbf{x}, \mathbf{y}, \mathbf{u}, w_{max})$ *une solution optimale du problème* (RWA)*, alors:*

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w \geq 1, \quad \forall w \leq w_{max}.$$

Preuve. Nous raisonnons par l'absurde. Nous supposons qu'il existe $q < w_{max}$ tel que $\sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^q = 0$. Il est facile alors de remarquer que nous pouvons définir une autre solution faisable $(\hat{\mathbf{x}}, \hat{\mathbf{y}}, \hat{\mathbf{u}}, q)$ tel que tous les circuits optiques routés dans la couche w_{max} sont maintenant routés dans la couche q (exactement avec les mêmes chemins), tandis que les routes des autres circuits optiques sont les mêmes dans les deux solutions. La nouvelle solution utilise alors $w_{max} - 1$ couches, ce qui implique que $(\mathbf{x}, \mathbf{y}, \mathbf{u}, w_{max})$ n'est pas une solution optimale. Donc, c'est absurde. ■

Nous observons qu'à partir d'une stratégie de routage $\mathbf{x}$ satisfaisant les contraintes (4.21)-(4.22), nous pouvons facilement obtenir une solution faisable pour le programme linéaire (RWA). En effet, si un circuit optique k est routé dans la couche w, il suffit de fixer $y_k^w = 1$ et $u_w = 1$.

En s'inspirant de cette observation, le problème RWA peut être formulé comme un problème de routage pur.

4.4.2.2 Formulation équivalente

Nous montrons dans cette partie que le problème RWA peut être formulé comme un problème de routage pur. Nous commençons par définir les constantes suivantes:

$$c_w = K^{w-1}, \quad w = 1, \ldots, W. \tag{4.34}$$

Nous notons ainsi que:

$$\begin{aligned}(K-1)\sum_{w=1}^{q} c_w &= (K-1)\sum_{n=0}^{q-1} K^n, \\ &= \sum_{n=1}^{q} K^n - \sum_{n=0}^{q-1} K^n, \\ &= K^q - 1.\end{aligned}$$

Nous pouvons alors déduire que les coefficients c_w vérifient l'inégalité suivante:

$$K\sum_{w=1}^{q} c_w < \sum_{w=1}^{q} c_w + c_{q+1}. \tag{4.35}$$

Nous considérons maintenant le programme linéaire suivant:

$$\text{minimiser} \quad \sum_{w\in\mathcal{W}} c_w \sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w \tag{EQ-RWA}$$

$$\text{s.c.} \quad \sum_{k\in\mathcal{K}} x_k^e \leq 1, \quad \forall e \in E_w, \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.36}$$

$$\sum_{e\in E_w^+(n)} x_k^e - \sum_{e\in E_w^-(n)} x_k^e = \begin{cases} -y_k^w & \text{si } n = s_k \\ y_k^w & \text{si } n = t_k \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}, \quad \forall k \in \mathcal{K}, \forall n \in V_w, \forall w \in \mathcal{W}, \tag{4.37}$$

$$x_k^e \leq y_k^w, \quad \forall e \in E_w, \forall w \in \mathcal{W}, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.38}$$

$$\sum_{w\in\mathcal{W}} y_k^w = 1, \quad \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.39}$$

$$x_k^e \in \{0,1\}, \quad \forall e \in E_w, \forall w \in \mathcal{W}, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.40}$$

$$y_k^w \in \{0,1\}, \quad \forall w \in \mathcal{W}, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.41}$$

Dans le programme linéaire (EQ-RWA), les variables et les contraintes introduites ont la même interprétation que celles du programme linéaire (RWA).

Les coefficients $c_w = K^{w-1}$ représentent dans cette formulation le coût de routage d'un circuit optique dans la couche w. Ces coûts de routage augmentent exponentiellement en passant d'une couche à la couche suivante, donc l'ouverture (l'utilisation) d'une nouvelle couche ne peut pas être une décision optimale si la couche courante n'est pas saturée. Par exemple, nous considérons un réseau avec deux longueurs d'onde disponibles dans chaque fibre ($W = 2$) et nous supposons que dix circuits optiques doivent être routés ($K = 10$). Dans ce cas, les coûts associés aux deux couches du réseau sont respectivement $c_1 = 1$ et $c_2 = 10$. Considérons une première solution (stratégie de routage) qui route cinq circuits optiques dans la première couche ($w = 1$) et les autres dans la seconde couche ($w = 2$). La valeur de la fonction objectif est alors $1 * 5 + 10 * 5 = 55$. Supposons maintenant qu'une autre solution route six circuits optiques dans la première couche et le reste des circuits dans la seconde couche. Le coût de cette solution est $1 * 6 + 4 * 10 = 46$, ce qui montre clairement qu'elle est moins coûteuse que la première solution. Cet exemple simple illustre le fait que la formulation (EQ-RWA) maximise l'utilisation d'une longueur d'onde dans le réseau avant d'activer une nouvelle. Cela correspond parfaitement au critère que nous cherchons à optimiser: la fragmentation du spectre de longueurs d'onde.

De point de vue théorique, l'étude du problème (EQ-RWA) a été principalement motivée par le théorème suivant:

Théorème 5 *Soit* $(\mathbf{x}, \mathbf{y})$ *une solution optimale du problème* (EQ-RWA). *Alors* $(\mathbf{x}, \mathbf{y}, \mathbf{u}, w_{max})$ *est une solution optimale du problème* (RWA), *où*

$$u_w = \min\left(1, \sum_{k \in \mathcal{K}} y_k^w\right), \quad w = 1, \ldots, W, \tag{4.42}$$

et $w_{max} = \max_{w \in \mathcal{W}}(w\, u_w)$.

Preuve. A partir de la définition du problème (EQ-RWA), il est clair que les vecteurs $\mathbf{x}$ et $\mathbf{y}$ satisfont les équations (4.20)-(4.22). A partir de (4.42), les contraintes (4.23) sont aussi satisfaites. En outre, la définition de w_{max} implique que $w_{max} \geq 0$ et $wu_w \leq w_{max}$ pour tout $w \in \mathcal{W}$, donc $(\mathbf{x}, \mathbf{y}, \mathbf{u}, w_{max})$ est une solution faisable du problème (RWA).

Nous raisonnons maintenant par l'absurde pour montrer que cette solution est optimale. Supposons donc qu'elle n'est pas optimale et qu'il existe une solution faisable $(\hat{\mathbf{x}}, \hat{\mathbf{y}}, \hat{\mathbf{u}}, q)$ du problème (RWA) tel que $q \leq w_{max} - 1$. Cela implique clairement que le vecteur $\hat{\mathbf{y}}$ vérifie la condition suivante:

$$\sum_{k \in \mathcal{K}} \hat{y}_k^w = 0, \quad \forall w > q.$$

Par conséquent,

$$\begin{aligned}\sum_{w\in\mathcal{W}} c_w \sum_{k\in\mathcal{K}} \hat{y}_k^w &= \sum_{w=1}^{q} c_w \sum_{k\in\mathcal{K}} \hat{y}_k^w, \\ &\leq K \sum_{w=1}^{q} c_w, \\ &< \sum_{w=1}^{q} c_w + c_{q+1},\end{aligned}$$

où la première inégalité résulte du fait que $\sum_{k\in\mathcal{K}} \hat{y}_k^w \leq K, \forall w \in \mathcal{W}$, et la seconde inégalité résulte de (4.35). A partir de Lemme 4 et étant donné que $q+1 \leq w_{max}$, nous avons aussi:

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w \geq 1, \quad \forall w \leq w_{max}.$$

Ce qui nous donne

$$\begin{aligned}\sum_{w\in\mathcal{W}} c_w \sum_{k\in\mathcal{K}} \hat{y}_k^w &< \sum_{w=1}^{q} c_w \sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w + c_{q+1} \sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^{q+1}, \\ &< \sum_{w\in\mathcal{W}} c_w \sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w.\end{aligned}$$

Nous concluons ainsi que $(\mathbf{x}, \mathbf{y})$ n'est pas une solution optimale du problème (EQ-RWA), ce qui est absurde. Par conséquent, nous pouvons affirmer que $(\mathbf{x}, \mathbf{y}, \mathbf{u}, w_{max})$ est une solution optimale du problème (RWA).

■

Selon le Théorème 5, nous pouvons facilement obtenir une solution optimale du problème original (RWA) à partir d'une solution optimale du problème (EQ-RWA). Nous notons que l'inverse n'est pas nécessairement vrai.

Bien que le programme linéaire (EQ-RWA) utilise moins de variables et de contraintes que le programme linéaire original, les instances de grandes tailles restent intraitables, et donc des méthodes heuristiques doivent intervenir pour résoudre approximativement le problème. Nous signalons que l'intérêt de la formulation (EQ-RWA) est précisément de proposer une méthode heuristique efficace qui permet de fournir des bonnes solutions (approximatives) du problème original, comme discuté ci-dessous.

4.4.3 Heuristique à deux phases

Nous proposons dans cette partie une nouvelle méthode heuristique pour résoudre le problème RWA. Cette méthode est basée sur la formulation (EQ-RWA) expliquée précédemment. L'heuristique fonctionne en deux phases. Dans la première phase, nous résolvons une hiérarchie de "petits" programmes

linéaires (sous-problèmes) correspondant à des problèmes de recherche du nombre maximum de chemins arc-disjoints MEDP (Maximum Edge-Dijoint Paths). Le problème MEDP est décrit dans le Chapitre 2 de ce mémoire. La seconde phase est une phase de post-traitement dans laquelle la méthode heuristique cherche à réduire le nombre de longueurs d'onde utilisées en essayant de rerouter tous les circuits optiques associés à une couche de réseau.

4.4.3.1 Première phase

En vue de la formulation (EQ-RWA), une approche gloutonne naturelle pour résoudre le problème RWA consiste à router d'abord le plus grand nombre possible de circuits optiques dans la première couche, à router ensuite le maximum possible de circuits optiques restants dans la deuxième couche,... jusqu'à ce que tous les circuits optiques soient routés.

Etant donné une couche de réseau w, le but est de router le maximum de flots (circuits optiques) dans cette couche. Par conséquent, le problème à résoudre correspond à un problème de multi-flot maximum, en anglais Maximum Multicommodity Flow (MMF) [40, 46]. Plus précisément, étant donné que chaque lien dans une couche de réseau peut accueillir au plus un seul circuit optique, le problème à résoudre relève d'un cas particulier du problème MMF connu comme le problème de recherche du nombre maximum de chemins arc-disjoints MEDP [38]. Ce problème considère un ensemble de requêtes à router. Une solution faisable est donnée par un sous-ensemble de requêtes (représentant les requêtes acceptés) et une affectation de chemins arc-disjoints à toutes les requêtes de ce sous-ensemble. L'objective consiste à maximiser la cardinalité de ce sous-ensemble. Le problème MEDP peut être formulé comme un programme linéaire en nombres entiers. Plusieurs méthodes heuristiques ont été aussi proposées pour le résoudre tel que l'algorithme SPF (Shortest-Path-First) suggéré par Kolliopoulos et Stein [69, 38] et décrit dans le Chapitre 2 de ce mémoire.

Comme illustré dans l'Algorithme 5, la méthode heuristique que nous proposons est itérative. A chaque itération, elle considère une couche du réseau et route le maximum de circuits optiques (parmi les circuits restants) dans cette couche en résolvant un problème MEDP. L'algorithme s'arrête lorsqu'il ne reste plus de requêtes (circuits optiques) à router.

Algorithme 5 Première phase de l'algorithme proposé pour résoudre le problème (EQ-RWA)

1: **require** $G = (V, E)$, $\mathcal{K}$, $\mathcal{W}$
2: $w \leftarrow 1$
3: **while** $\mathcal{K} \neq \emptyset$ **do**
4: Solve problem (MEDP-w) for network layer w.
5: $\mathcal{K}_w \leftarrow \{k \in \mathcal{K} \ : \ y_k^w = 1\}$
6: $\mathcal{K} \leftarrow \mathcal{K} \setminus \mathcal{K}_w$
7: $w \leftarrow w + 1$
8: **end while**

A l'itération w, l'algorithme résout le problème (MEDP-w) suivant:

$$\text{maximiser} \sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w \tag{MEDP-w}$$

$$\text{s.c.} \sum_{k\in\mathcal{K}} x_k^e \leq 1, \quad \forall e \in E_w, \tag{4.43}$$

$$\sum_{e\in E_w^+(n)} x_k^e - \sum_{e\in E_w^-(n)} x_k^e = \begin{cases} -y_k^w & \text{si } n = s_k \\ y_k^w & \text{si } n = t_k \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}, \forall n \in V_w, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.44}$$

$$x_k^e \in \{0,1\}, \quad \forall e \in E_w, \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.45}$$

$$y_k^w \in \{0,1\}, \quad \forall k \in \mathcal{K}, \tag{4.46}$$

$\mathcal{K}$ représente dans ce programme linéaire l'ensemble de circuits optiques qui ne sont pas déjà routés dans les couches $1, 2, 3, \ldots, w-1$.

4.4.3.2 Deuxième phase

La première phase de l'heuristique cherche à maximiser le nombre de circuits optiques routés dans une couche de réseau avant de passer à la couche suivante. La transition à la couche suivante est faite une fois la couche courante saturée. Il est donc clair qu'aucun circuit optique $k \in \mathcal{K}_w$ ne peut être rerouté dans une couche $w^{'} < w$. Cependant, il peut arriver qu'un circuit optique $k \in \mathcal{K}_w$ puisse être rerouté dans une couche $w^{'} > w$, vu que les couches $w+1, w+2, \ldots$ peuvent être considérées comme sous-utilisées. Nous définissons alors $L_R = \left\{w \in \mathcal{W} : \sum_{k\in\mathcal{K}} y_k^w \geq 1\right\}$ qui représente l'ensemble des longueurs d'onde utilisées après la première phase de l'heuristique.

La seconde phase de l'heuristique est une procédure de post-traitement basée sur une méthode d'approximation successive. Dans cette phase, nous cherchons à réduire le nombre de couches du réseau utilisées $|L_R|$ en essayant de rerouter tous les circuits optiques d'une couche $w < |L_R|$ dans les couches $w+1, w+2, \ldots, |L_R|$. En d'autres termes, pour chaque couche w, nous cherchons à trouver une nouvelle stratégie de routage pour les circuits optiques $k \in \mathcal{K}_w$ tel que la longueur d'onde w n'est plus utilisée. La seconde phase est décrite dans l'Algorithme 6.

A l'itération w, nous vérifions si chaque circuit optique $k \in \mathcal{K}_w$ peut être rerouté sur le plus court chemin dans une des couches $w+1, \ldots, |L_R|$ (lignes 6 à 11 dans l'Algorithme 6). Si au moins un des circuits optiques de la couche w ne peut pas être rerouté, nous conservons la configuration initiale des couches $\lambda \in [\![w...|L_R|]\!]$ (lignes 12 à 15 dans l'Algorithme 6) et nous passons à l'itération suivante $w+1$. Cependant, dans le cas d'un reroutage possible de tous les circuits optiques $k \in \mathcal{K}_w$, nous admettons les nouvelles configurations $\mathcal{K}_\lambda$ des couches $\lambda \in [\![w...|L_R|]\!]$ où $\mathcal{K}_w$ devient un ensemble vide et nous réussissons alors à réduire le nombre de longueurs d'onde utilisées (lignes 17 à 20 de l'Algorithme 6). L'algorithme s'arrête lorsque toutes les couches $w \in L_R$ sont traitées.

Algorithme 6 Seconde phase de l'algorithme proposé pour résoudre le problème (EQ-RWA)

require L_R, $\mathcal{K}_w$ for all $w \in L_R$
$\mathcal{K}_w^{'} \leftarrow \mathcal{K}_w \quad \forall w \in L_R$
$D \leftarrow \emptyset$
for $w \in L_R$ **do**
  for $k \in \mathcal{K}_w$ **do**
    for $\lambda = w+1 \ldots |L_R|$ **do**
      if Find Shortest Path over λ-layer **then**
        $\mathcal{K}_\lambda^{'} \leftarrow \mathcal{K}_\lambda^{'} \cup \{k\}$, $\mathcal{K}_w^{'} \leftarrow \mathcal{K}_w^{'} \setminus \{k\}$
        break
      end if
    end for
    if $k \in \mathcal{K}_w^{'}$ **then**
      $\mathcal{K}_\lambda^{'} \leftarrow \mathcal{K}_\lambda \quad \forall \lambda \in [\![w...|L_R|]\!]$
      break
    end if
  end for
  if $\mathcal{K}_w^{'} = \emptyset$ **then**
    $\mathcal{K}_\lambda \leftarrow \mathcal{K}_\lambda^{'} \quad \forall \lambda \in [\![w...|L_R|]\!]$
    $D \leftarrow D \cup \{w\}$
  end if
end for
$L_R \leftarrow L_R \setminus D$

4.4.4 Tests et résultats

Plusieurs expérimentations on été effectuées afin d'évaluer l'efficacité des méthodes proposées pour la résolution du problème RWA. L'objectif de ces expérimentations est d'analyser la performance de nos algorithmes en termes de qualité de la solution fournie et de temps de calcul. Nous comparons ainsi les méthodes proposées. Le solveur Gurobi [50] est utilisé pour résoudre les programmes linéaires en nombres entiers. Tous les tests ont été réalisés sur un processeur $i5-2500$ fonctionnant à $3,3$ GHz, avec 6 Mo de mémoire cache et 4 Go de RAM.

Nous commençons d'abord par évaluer la performance de notre heuristique à deux phases lorsque la hiérarchie de problèmes MEDP est résolue avec le solveur Gurobi. Ensuite, nous évaluons sa performance lorsque les problèmes MEDP sont résolus "approximativement" en utilisant l'algorithme SPF.

4.4.4.1 Performances de l'heuristique à deux phases utilisant la programmation linéaire

Nous étudions dans ce qui suit deux critères de performance de notre méthode heuristique: l'erreur relative par rapport à la solution optimale et le temps de calcul.

Erreur sur le nombre optimal de longueurs d'onde utilisées

Etant donné que la solution exacte du problème RWA ne peut pas être calculée pour des instances de grandes tailles, nous considérons une topologie simple avec 10 noeuds, 26 fibres et 40 longueurs d'onde disponibles dans chaque fibre. Vingt ensembles de demandes de circuits optiques sont aléatoirement générés pour cette topologie. Pour chaque instance du problème, nous calculons le nombre minimal de longueurs d'onde utilisées en résolvant le programme linéaire (EQ-RWA) avec le solveur Gurobi. La Figure 4.10 montre l'erreur relative de notre méthode à deux-phases pour chacune des vingt instances. Comme nous pouvons le constater, notre méthode heuristique ne permet pas d'obtenir une solution optimale que pour cinq instances seulement. La moyenne de l'erreur relative sur les vingt simulations est environ $1,15\%$.

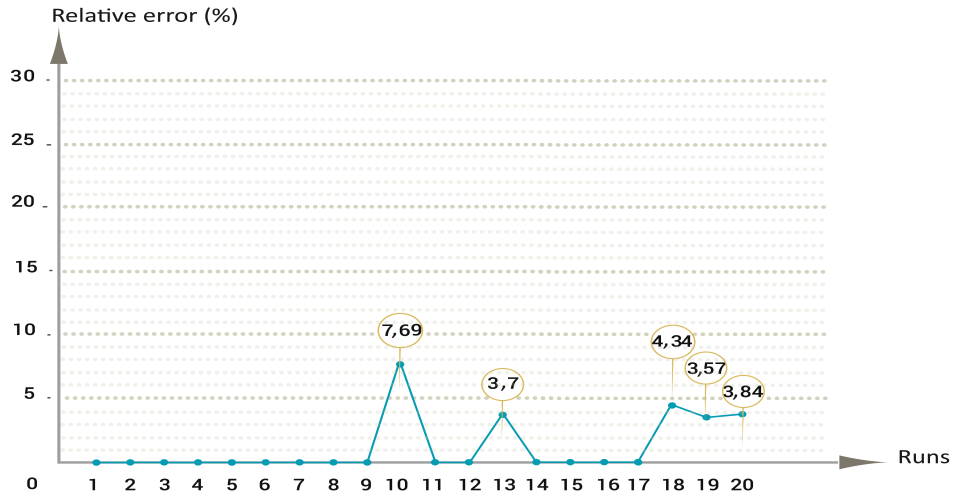


Figure 4.10: Erreur relative de l'algorithme à deux phases pour un réseau comportant 10 noeuds, 26 fibres et 40 longueurs d'onde par fibre.

Nous avons aussi évalué notre méthode heuristique sur quatre autres topologies. Pour chacune de ces topologies, nous générons aléatoirement 20 ensembles de demandes de circuits optiques, pour obtenir au total 80 instances du problème RWA. La solution optimale n'est atteinte que pour 23 instances des 80 traitées. Le Tableau 4.4 décrit les topologies testées et donne la moyenne de l'erreur relative de notre algorithme pour chacune d'entre elles. Ces résultats montrent clairement l'efficacité de notre méthode heuristique à deux phases. Nous signalons que, pour plusieurs instances, la procédure de post-traitement (deuxième phase de l'heuristique) réussit à améliorer la solution obtenue à la fin de la première phase.

Tableau 4.4: Moyenne de l'erreur relative de l'algorithme à deux phases.

Taille de la topologie	Moyenne de l'erreur relative (%) sur 20 instances aléatoires
$\|V\| = 10$, $\|E\| = 26$, $\|\mathcal{W}\| = 40$	1,15
$\|V\| = 14$, $\|E\| = 42$, $\|\mathcal{W}\| = 40$	2,03
$\|V\| = 18$, $\|E\| = 60$, $\|\mathcal{W}\| = 40$	1,89
$\|V\| = 24$, $\|E\| = 82$, $\|\mathcal{W}\| = 40$	2,73

Temps de calcul

Nous avons évalué les temps de calcul de notre algorithme à deux phases sur huit topologies de tailles différentes. Pour chaque topologie, nous générons aléatoirement dix ensembles de circuits optiques. Le Tableau 4.5 illustre la moyenne des temps de calcul de notre algorithme pour chacune des topologies. A des fins de comparaison, le tableau donne aussi la moyenne des temps de calcul mis par le solveur GUROBI pour résoudre le programme linéaire (EQ-RWA). Les résultats obtenus montrent que notre méthode heuristique est capable de résoudre des instantes de tailles réelles dans un temps raisonnable.

Concernant la consommation de mémoire, nous avons enregistré un avantage remarquable en faveur de notre méthode heuristique. En effet, cette dernière consomme environ 280 Mo de RAM pour résoudre le problème sur la plus grande topologie illustré dans le Tableau 4.5, tandis que GUROBI nécessite plus de 3 Go de RAM pour la même topologie.

Tableau 4.5: Moyenne des temps de calcul de l'algorithme exact et de l'algorithme à deux phases.

Taille de la topologie	Algorithme exact (EQ-RWA)	Algorithme à deux phases
$\|V\| = 5$, $\|E\| = 12$, $\|\mathcal{W}\| = 20$	0,6s	0,26s
$\|V\| = 8$, $\|E\| = 20$, $\|\mathcal{W}\| = 20$	58s	2,1s
$\|V\| = 10$, $\|E\| = 26$, $\|\mathcal{W}\| = 30$	2m12s	6,3s
$\|V\| = 15$, $\|E\| = 40$, $\|\mathcal{W}\| = 40$	9m16s	18,4s
$\|V\| = 20$, $\|E\| = 56$, $\|\mathcal{W}\| = 40$	15m58s	50s
$\|V\| = 30$, $\|E\| = 86$, $\|\mathcal{W}\| = 60$	$>$1h	3m58s
$\|V\| = 40$, $\|E\| = 122$, $\|\mathcal{W}\| = 60$	$>$3h	6m07s
$\|V\| = 50$, $\|E\| = 158$, $\|\mathcal{W}\| = 80$	$>$5h	10m29s

4.4.4.2 Performances de l'heuristique à deux phases utilisant l'algorithme SPF

Pour les topologies de grandes tailles (100 noeuds par exemple), les temps de calcul de notre algorithme à deux phases peuvent devenir importants. Ceci est principalement dû à l'utilisation de la PLNE pour résoudre la hiérarchie des problèmes MEDP. Comme mentionné précédemment, ces problèmes peuvent être résolus "approximativement" en utilisant l'algorithme SPF (Shortest-Path-First) qui est connu pour

son aptitude à fournir souvent des solutions proches de l'optimum. L'utilisation de l'algorithme SPF au lieu de la PLNE dans la première phase de notre algorithme permet de réduire considérablement les temps de calcul. A titre d'exemple, nous pouvons obtenir une solution faisable du problème pour une instance de grande taille (50 noeuds, 158 fibres et 80 longueurs d'onde par fibre) dans 5 secondes seulement. Cette réduction de temps de calcul s'accompagne bien sûr (dans la plupart des cas) par une augmentation de l'erreur, mais cette augmentation semble être modérée. Par exemple, sur la topologie comportant 10 noeuds, 26 fibres et 40 longueurs d'onde, utilisée pour produire les résultats de la Figure 4.10, la moyenne des erreurs enregistrée sur les 20 instances est seulement de $3,57\%$ (au lieu de $1,15\%$ avec la PLNE). Nous concluons, à partir des tests effectués, que l'utilisation de l'algorithme SPF dans notre méthode heuristique à deux phases permet d'assurer un compromis intéressant entre la précision et le temps de calcul pour des instances de grandes tailles.

4.5 Intégration des solutions proposées dans NEST SDH/DWDM

Après avoir évalué les performances des différents algorithmes proposés sur des instances aléatoires des problèmes étudiés, nous avons opté pour leur intégration dans l'environnement logiciel NEST SDH/DWDM afin de procurer à l'utilisateur plus de fonctionnalités d'aide à la décision. Le travail d'intégration réalisé est similaire à celui décrit dans le Chapitre 3 pour le cas d'intégration des algorithmes SDH. L'architecture préconisée pour l'outil NEST SDH/DWDM a été mise à jour afin d'incorporer le nouveau composant qui intègre les fichiers sources C++ des algorithmes développés. Les principales tâches accomplies dans ce cadre concernent:

- Interfaçage des fichiers sources C++ avec la structure logicielle NEST SDH/DWDM: Il s'agit de développer un connecteur logiciel afin de mettre en œuvre l'appel et le lancement des algorithmes à partir des IHMs NEST SDH/DWDM.

- Développement d'une connexion entre le module d'optimisation (intégrant les fichiers sources des algorithmes) et la base de données NEST: Il s'agit de développer deux routines: une première routine qui permet de lire, récupérer et structurer les données nécessaires (topologie, ressources disponibles, demandes à router,...) pour l'exécution des algorithmes à partir de la base de données NEST, et une deuxième routine qui permet de structurer et stocker les résultats des algorithmes (routes, ressources utilisés, demandes rejetées,...) dans la base de données NEST.

- Développement de nouveaux IHMs dans NEST SDH/DWDM permettant l'interfaçage avec le module d'optimisation: Deux types d'IHMs sont proposées: (1) IHMs de configuration à partir desquelles l'utilisateur peut paramétrer les entrées de l'algorithme (demandes à router, longueurs d'onde disponibles,...) pour résoudre une instance réelle simulée dans NEST, et (2) IHMs de résultats qui permettent de représenter graphiquement les résultats obtenus par l'algorithme (routes calculées, affectation de longueurs d'onde, ressources utilisées,...) d'une façon ergonomique.

4.6 Conclusion

Nous avons étudié dans ce chapitre deux problèmes d'ingénierie inhérents aux réseaux WDM: le problème du design de la topologie logique et le problème du routage et de l'affectation de longueurs

d'onde RWA.

Dans un premier temps, nous avons formulé le problème du design de la topologie logique dont l'objectif est de minimiser le nombre de circuits optiques (liens logiques) utilisés pour router les demandes en trafic. Nous avons proposé deux algorithmes: un algorithme exact, basé sur la programmation linéaire en nombres entiers, qui permet de fournir une topologie optimale constituée des noeuds du réseau interconnectés par un nombre minimal de circuits optiques, et un algorithme approché, basé sur une méthode d'approximation successive, qui permet de générer des bonnes solutions rapidement. Du point de vue théorique, nous avons montré certaines propriétés des algorithmes proposés. Les résultats obtenus ont montré d'autre part l'efficacité de notre amélioration apportée à la fonction objectif du problème.

Dans un second temps, nous avons proposé une nouvelle approche pour minimiser la fragmentation du spectre de longueurs d'onde dans les réseaux de transport optiques WDM. Nous avons élaboré une nouvelle formulation du problème RWA, basée sur la programmation linéaire, qui utilise un nombre réduit de variables et de contraintes par rapport aux formulations standards. Nous avons aussi proposé une nouvelle méthode heuristique à deux phases. Les résultats obtenus montrent que cette dernière fournit des solutions proches de l'optimum dans des temps de calcul raisonnables. Les temps de calcul peuvent même être réduits en utilisant l'algorithme SPF au lieu de la programmation linéaire. Cette réduction a été accompagnée par une augmentation modérée de l'erreur relative par rapport à l'optimum.

Les algorithmes développés dans ce chapitre ont montré des bonnes performances dans la majorité des tests effectués, et surtout dans la résolution des instances réelles des problèmes étudiés. Les expérimentations menées ont prouvé l'efficacité des approches adoptées et des améliorations apportées à ces algorithmes.

CHAPITRE 5

Modèle prospectif pour l'allocation de ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM

5.1 Introduction

De nombreux opérateurs de réseaux utilisent aujourd'hui une architecture combinant les technologies WDM et MPLS (Multi-Protocol Label Switching). Une telle architecture est principalement motivée par deux avantages: une grande flexibilité de routage (bande passante, QoS,...) grâce aux mécanismes d'ingénierie de trafic offerts par MPLS, et une haute capacité de transport grâce à la technique de multiplexage de longueurs d'onde WDM.

Eugenio Iannone présente dans son ouvrage récent [55] toute une gamme d'architectures multicouches courantes telles qu'IP/MPLS sur SONET ou SDH, IP/MPLS sur Ethernet sur OTN, etc. L'ouvrage décrit pour chaque architecture les fonctionnalités technologiques des différentes couches, les limitations et les avantages. Plusieurs autres ouvrages et travaux de recherche ont été focalisés sur l'architecture classique à deux couches IP/MPLS sur WDM.

Au cours des dernières années, plusieurs nouvelles architectures multi-technologies ont surgi et ont été déployées dans les réseaux de nombreux opérateurs. Dans cette étude, nous considérons le cas des réseaux à trois couches technologiques IP/MPLS sur OTN (Optical Transport Network) sur DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing). Outre que ces réseaux profitent des avantages de l'architecture classique IP/MPLS sur WDM, ils sont parfaitement adaptés au transport des services de nouvelle génération tel que 40 Gigabit Ethernet (GbE), 100 Gigabit Ethernet (GbE),... grâce au nouveau protocole OTN. Ce dernier procure, similairement à SDH, des conteneurs de transport granulaires mais de l'ordre de plusieurs Gbps, et propose également des conteneurs de taille flexible pour la prise en charge des futurs signaux clients (dont on ne connaît pas encore les débits). OTN assure aussi un haut

niveau de surveillance et de gestion des signaux clients.

Dans le cas des réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM, le trafic de données des utilisateurs (paquets) accède au réseau IP/MPLS à travers un routeur "ingress" et le quitte à travers un routeur "egress". Le trafic dans un réseau IP/MPLS est routé par l'intermédiaire des routeurs MPLS où des tunnels LSP (Label Switched Path) sont configurés sur les liens. Chaque lien MPLS est assuré à travers des commutateurs OTN où des chemins sont définis sur les liens du réseau OTN pour satisfaire la capacité du lien MPLS. A son tour, la capacité d'un lien OTN est assurée à travers les multiplexeurs/brasseurs DWDM où des chemins sont provisionnés sur les liens du réseau DWDM pour transmettre la charge du lien OTN.

Dans ce chapitre, nous étudions le problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches de nouvelle génération IP/MPLS sur OTN/DWDM. Ce type de problème s'inscrit dans une famille de problèmes d'ingénierie multicouche plus vaste, et dont les problèmes à résoudre sont connus par leur complexité étant donné la diversité des contraintes multi-technologies à prendre en considération. Le travail qui suit est une première réflexion pour la modélisation du problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches. C'est une première contribution qui nous permettra d'avancer sur ce sujet dans nos futures contributions. Nous présentons d'abord un état de l'art détaillé qui synthétise les différentes problématiques posées et étudiées dans le cadre de la conception, planification et exploitation des réseaux multicouches. Nous proposons ensuite une nouvelle formulation mathématique du problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM.

5.2 Etat de l'art

Durant les dernières années, l'optimisation des réseaux multicouches est devenue un axe de recherche de plus en plus abordé dans la littérature. Michal Pioro et Deepankar Medhi ont expliqué dans leur ouvrage [103] les différents problèmes d'optimisation inhérents aux réseaux multicouches. Ils ont introduit des modèles (formulations) génériques des problèmes classiques posés dans le cas des réseaux composés de deux couches de ressources et ont discuté brièvement quelques méthodes pour leur résolution. Ils ont montré également comment ces formulations basiques peuvent être étendues pour le cas de réseaux comportant plus que deux couches de ressources. Les auteurs ont divisé les problèmes d'optimisation multicouches en deux classes: les problèmes de design de capacité, appelé aussi problèmes de dimensionnement, et les problèmes d'allocation.

La première classe de problèmes consiste à déterminer, en considérant un ensemble de demandes de la couche supérieure, les capacités de liens requises dans chacune des couches (couche supérieure et couche inférieure) avec un coût minimal. Les capacités de liens dans chaque couche sont supposées modulaires. La solution du problème de design permet aussi de savoir comment la capacité de chaque lien de la couche supérieure est réalisée au moyen des flux passant sur un ensemble de chemins dans la couche inférieure. Cependant, la deuxième classe de problèmes (problèmes d'allocation) consiste à déterminer comment les demandes sont routées sur la couche supérieure et comment les ressources sont allouées sur la couche inférieure, en supposant que les capacités des liens de la couche inférieure

sont connues. Les auteurs proposent dans ce contexte des modèles d'optimisation pour les réseaux opérationnels où les capacités des liens de la couche physique (couche inférieure) sont déjà installées. Le but est d'optimiser l'utilisation des ces capacités.

Les travaux de recherches menés dans le cadre de l'optimisation des réseaux multicouches peuvent être distingués en trois classes: les deux premières classes sont inhérentes à la phase de construction d'un réseau multicouches (problèmes de design et problèmes de survavibilité/résilience), tandis que la troisième classe se rapporte plutôt à la phase opérationnelle (problèmes d'allocation). Nous décrivons chacune de ces trois classes de problèmes ci-dessous.

5.2.1 Problèmes de design des réseaux multicouches

Le design des réseaux multicouches a été largement traité dans plusieurs travaux de recherche durant ces dernières années. L'accent a été surtout mis sur le design des réseaux classiques à deux couches IP/MPLS sur WDM [26, 72, 123, 75]. Certains travaux récents ont commencé à s'intéresser aux réseaux à trois couches technologiques comme IP/MPLS sur SDH sur DWDM ou IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Nous décrivons dans ce qui suit quelques contributions intéressantes apportées à la modélisation et la résolution du problème de design de réseaux multicouches.

Les travaux présentés dans [67, 63, 66] ont étudié le problème du design de capacités dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Les auteurs présentent une nouvelle modélisation mathématique du problème qui considère OTN comme une couche distincte ayant certaines restrictions. Le modèle développé considère une architecture explicite à trois couches séparées IP/MPLS, OTN et DWDM, contrairement aux travaux précédents qui supposent que la couche OTN est incorporée dans la couche DWDM. L'idée clé adoptée dans ce modèle est que la couche IP/MPLS est considérée comme une couche cliente de OTN, et la couche OTN est considérée comme une couche cliente de DWDM. Chaque couche sollicite des ressources uniquement auprès de sa couche voisine sous-jacente. L'objectif consiste à trouver la configuration optimale (à coût minimal) des capacités des liens sur les trois couches afin de satisfaire un ensemble donné de demandes IP/MPLS. Le modèle mathématique proposé est basé sur une fonction coût qui reflète un compromis entre les différents coûts des ressources sur les trois couches. Le problème du design de capacités multicouches a été résolu d'abord par une méthode exacte basée sur une formulation lien-chemin et utilisant la programmation linéaire en nombres entiers. Le même problème a été ensuite résolu pour des instances de grande taille par une méthode heuristique, appelé MLNCD (pour MultiLayer Network Capacity Design) [67]. Une comparaison numérique entre la solution exacte et la solution approximative est disponible aussi dans [67].

Le travail réalisé dans [111] propose une modélisation mathématique du problème de design de réseaux IP/MPLS sur DWDM, basée sur la programmation linéaire mixte. Le modèle développé suppose que les liens de la couche logique (IP/MPLS) sont potentiels, tandis que les liens de la couche physique (DWDM) sont définis. L'objectif recherché consiste à affecter à chaque lien logique (lien IP/MPLS) une capacité à coût minimal pour satisfaire les demandes IP/MPLS, et à déterminer comment les capacités de ces liens logiques seront routées sur la couche physique en utilisant un ensemble de circuits optiques (lightpaths). Dans ce modèle, les auteurs cherchent à minimiser la somme des coûts des liens logiques utilisés, en supposant que la fonction coût dépend uniquement de la longueur

physique du lien à mettre en place. Le même problème de design a été ensuite résolu en utilisant une métaheuristique basée sur la méthode GRASP (pour Greedy Randomized Adaptive Search Procedure) pour fournir des bonnes solutions approximatives pour des instances réelles du problème.

Michael Duelli dans [32, 33] a élaboré un nouveau modèle pour résoudre le problème de design de réseaux multicouches. Le modèle prend en compte un ensemble de paramètres liés à l'ingénierie des réseaux multicouches. L'espace de ces paramètres concerne la technologie des équipements, la capacité de transmission, la capacité de multiplexage et de commutation, etc. L'auteur, dans ces travaux, cherche à minimiser le coût de construction d'un nouveau réseau multicouche en termes de dépenses en capital CAPEX (CAPital EXpenditures). Le modèle développé peut être appliqué pour le cas de plusieurs schémas multicouches tel que IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Duelli a proposé également une nouvelle méthode heuristique appelé AXL (Auxiliary Cross Layer) pour résoudre le problème de design.

5.2.2 Problèmes de résilience et de capacité de survie

La capacité de survie est définie dans la littérature comme la capacité d'un réseau à maintenir la continuité du service en cas de défauts ou de pannes dans le réseau. Cette propriété est de plus en plus requise, surtout dans les réseaux coeur où la protection doit être à haut niveau pour faire face aux défaillances des équipements. Les mécanismes de protection quant à eux permettent au réseau de survivre tout en garantissant une certaine qualité de service (QoS) même dans le cas d'une panne, ce qui renforce la capacité de survie du réseau et le rend résilient.

Les travaux présentés dans la section précédente se sont intéressés au problème général du design des réseaux multicouches et ont proposé des modèles et algorithmes pour le résoudre. Dans cette section, nous nous focalisons sur les principaux travaux qui traitent le problème du design des réseaux multicouches résilients.

Les auteurs de [64] ont proposé un modèle mathématique pour l'optimisation du design dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM, qui prend en considération la protection des trois couches de réseau. Etant donné que la protection des ressources peut être déployée dans plus d'une couche, les auteurs sélectionnent le mécanisme de protection convenable pour chaque couche tout en considérant les contraintes technologiques de chacune d'entre elles. Dans cette architecture, la couche IP/MPLS est protégée grâce au mécanisme de protection choisie pour la couche sous-jacente OTN qui est à son tour protégée par le mécanisme de protection adoptée au niveau de la couche physique DWDM. Dans ce cas, une panne ou une défaillance se produisant dans une couche inférieure ne peut pas être vue dans la couche supérieure. Dans [64], le problème de design "résilient" a été d'abord résolu par un programme linéaire en nombres entiers. Les auteurs ont proposé ensuite une méthode heuristique basée sur une approche de décomposition du problème. Des résultats ont été aussi présentés pour comparer les deux solutions proposées. Signalons que le problème de design "résilient" dans les réseaux à trois couches IP/MPLS sur OTN sur DWDM traité dans [64] n'a pas été explicitement considéré dans des travaux précédents.

Plusieurs autres travaux [71, 100, 114, 139] ont été principalement focalisés sur le problème de protection des réseaux classiques à deux couches IP/MPLS sur WDM. Les auteurs, dans [83] par exemple,

ont traité un problème spécifique de provisionnement de capacité de réserve (capacité de protection) dans les réseaux coeur à deux couches. Ils se sont basés sur la technique de protection par chemin de secours commun, plus connue sous l'appellation anglaise "shared backup path protection". Deux problèmes d'allocation de la capacité de réserve, appelés problèmes (SCA), ont été formulés en utilisant la programmation linéaire en nombres entiers. Les deux problèmes considèrent le cas de la protection de la couche supérieure contre les défaillances de la couche inférieure, et cherchent à optimiser l'efficacité de la bande passante. Les auteurs dans ce contexte ont utilisé et adapté une méthode heuristique existante (proposée antérieurement), appelée "Successive Survivable Routing" (SSR) [82], pour résoudre ces problèmes d'optimisation. Brièvement, l'algorithme original SSR essaye de trouver des solutions par le routage itératif des chemins de secours. Le calcul des chemins de secours utilise un algorithme de plus court chemin. La métrique de routage associée à chaque lien représente sa capacité de réserve incrémentale, qui est calculée après chaque routage (précédent) de chemins de secours. Une fois que toutes les demandes ont leurs chemins de secours, SSR essaye de rerouter chaque chemin de secours existant dans le but de trouver un autre chemin sur lequel moins de capacité de réserve est occupée. Ce processus s'arrête lorsque la capacité de réserve allouée ne peut plus être réduite. Les résultats obtenus dans le cadre du travail [83] montrent que l'heuristique SSR fournit des solutions rapides et souvent proches de l'optimum.

Michael Duelli dans [32] a proposé de nouveaux algorithmes pour résoudre le problème du design des réseaux multicouches en prenant en considération l'aspect de résilience multicouche. Le problème étudié est un problème de minimisation de coût CAPEX du réseau à concevoir. Trois méthodes heuristiques ont été développées dans ce contexte: IML (Identical Multi-Layer), DML (Disjoint Multi-Layer) et RML (Recursive Multi-Layer). IML commence par l'application d'un des algorithmes de résilience pour une seule couche, présenté dans le même ouvrage [32], sur la couche la plus basse et essaye de reproduire identiquement les structures des chemins primaires et de secours dans les couches supérieures. De ce fait, les ressources (au niveau des liens) occupées par les chemins de secours dans la couche inférieure sont réutilisés dans les couches supérieures, ce qui laisse un degré de liberté pour la recherche des nouveaux chemins pour de futures demandes. Cependant, un dysfonctionnement (suite à une panne par exemple) d'un chemin de secours dans une certaine couche impacte directement tous les chemins de secours correspondants dans les couches de protection supérieures. Ainsi IML permet de procurer seulement une protection supplémentaire contre les défaillances dans les couches supérieures. Ce handicap est éliminé par DML. DML commence aussi par l'application d'un des algorithmes de résilience pour une seule couche. Pour chaque demande, DML cherche un nouveau chemin de secours dans chaque couche de protection qui doit être à lien disjoint de son chemin primaire et de son chemin de secours dans la couche physique (la plus basse couche). Comme le degré de liberté pour le choix des chemins dans la couche physique est limité, il est possible dans DML que certaine(s) couche(s) de protection ne procure pas toujours un chemin de secours pour une demande, au contraire de l'algorithme IML. Avec RML, pour chaque chemin primaire et chemin de secours dans une couche inférieure, un chemin primaire et un chemin de secours sont recherchés de façon récursive pour les couches supérieures. Les chemins primaires et les chemins de secours doivent être lien-disjoints dans la couche physique pour éviter un point unique de défaillance (Single Point of Failure en anglais). Due à la récursivité, le provisionnement des chemins de secours par RML nécessite beaucoup de ressources. Par conséquent, l'algorithme RML est seulement raisonnable pour les topologies maillées ayant un degré de liberté important pour la recherche des chemins. L'analyse réalisé dans [32] prouve que l'algorithme IML est plus

efficace en termes d'utilisation de ressources mais moins efficace en terme de protection. Cependant, RML procure la protection supplémentaire (c.à.d. les demandes sont protégées de façons différentes dans les différentes couches) mais il est très coûteux et applicable uniquement pour certains cas particuliers. De ce fait, DML apparaît comme un bon compromis.

5.2.3 Problèmes d'allocation multicouche

Après avoir optimisé le design (résilient ou non résilient) de leurs réseaux dans la phase de construction, les opérateurs commencent à s'intéresser à l'utilisation efficace des ressources installées dans leurs réseaux multicouches. Ces ressources doivent être allouées de manière optimale afin de maximiser leurs revenus et satisfaire les futures demandes de bande passante.

Dans les deux sections précédentes, nous avons présenté quelques travaux qui ont étudié le problème de design résilient et/ou non résilient des réseaux multicouches. Dans cette section, nous considérons que la construction du réseau est réalisée et que le réseau est opérationnel. Donc, les ressources du réseau ne peuvent être ni modifiées, ni reconfigurées. Nous nous focalisons alors sur le problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches construits.

Les auteurs dans [43] ont proposé un algorithme d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches. L'objectif recherché est de minimiser l'énergie consommée. L'activation d'une nouvelle ressource (longueur d'onde) dans la couche physique entraine une augmentation de l'énergie consommée dans le réseau multicouche. De ce fait, l'objectif revient à minimiser l'activation des nouvelles longueurs d'onde dans la couche physique du réseau (couche de transport optique). L'algorithme utilise une fonction coût pour trouver la configuration des ressources la moins coûteuse permettant de supporter les demandes en trafic dans le réseau multicouches.

Le travail présenté dans [29] a traité le problème de groupage (grooming en anglais) dans le cas des réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN. Etant donné une topologie physique, les auteurs cherchent à concevoir la topologie logique IP/MPLS la mieux adaptée pour satisfaire une matrice de demandes en trafic, router les demandes de trafic sur cette topologie et router la demande de capacité de la couche IP/MPLS sur des chemins candidats dans la couche physique. L'objectif consiste à minimiser le coût global du réseau en utilisant efficacement les ressources dans les deux couches, et ceci grâce à un compromis entre l'utilisation des longueurs d'onde et le traitement du trafic dans les routeurs IP/MPLS. L'algorithme proposé est un algorithme itératif, basé sur l'idée de faire payer par la couche logique IP/MPLS les ressources qu'elle utilise dans la couche optique (OTN). Le problème du groupage de trafic a été exprimé sous la forme d'un problème MCCI (pour Minimum Cost Capacity Installation) [1] et résolu en utilisant l'algorithme à deux phases FS (Forward Synthesis) et DT (Design Tightening). Dans la première phase FS, le réseau IP/MPLS est dimensionné pour transporter toutes les demandes de trafic. Dans la seconde phase DT, l'algorithme cherche à améliorer la solution obtenue en mettant en cause certaines capacités installées dans la couche IP/MPLS et en reroutant le trafic correspondant. Une comparaison entre l'algorithme à deux phases et d'autres approches a été également présentée dans [29]. Les résultats montrent que l'algorithme permet une économie intéressante en terme de coût global du réseau.

Les auteurs dans [113] ont proposé une stratégie "offline" de provisionnement de chemins dans un réseau à deux couches GMPLS (Generalized Multi-Protocol Label Switching) sur une couche optique. Etant donné un ensemble de requêtes LSP (Label Switched Path), la stratégie permet de fournir l'ensemble de circuits optiques (lightpaths) appropriés pour le transport de trafic, les routes des circuits optiques dans la couche physique et en même temps les routes des LSPs dans la couche logique (GMPLS). Afin d'implémenter une telle stratégie, les auteurs ont proposé deux approches différentes: la première approche est exacte et consiste à résoudre le problème en utilisant une formulation basée sur la programmation linéaire en nombres entiers, tandis que la seconde approche correspond à une heuristique basée sur le calcul de plus courts chemins. L'objectif recherché est de minimiser la congestion du réseau. La méthode heuristique fonctionne en deux phases: la première phase consiste à provisionner les chemins successivement au moyen d'un algorithme de plus courts chemins, et la deuxième phase consiste à utiliser la recherche locale pour améliorer la solution initiale obtenue (à la fin de la première phase). Les résultats illustrés dans [113] montrent des bons résultats.

A la fin de cette section, nous synthétisons dans le Tableau 5.1 l'ensemble des travaux de recherche décrits précédemment. Ce tableau récapitule les problèmes d'optimisation posés et les approches adoptées pour leur résolution.

5.3 Problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM

Le problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches s'intègre dans la classe des problèmes d'allocation décrite dans l'état de l'art précédent. Nous étudions dans cette partie ce problème pour le cas des réseaux à trois couches technologiques IP/MPLS, OTN et DWDM.

Le problème consiste à trouver un plan de routage optimal pour un ensemble de demandes en trafic IP/MPLS (tunnels LSP) en allouant les ressources nécessaires dans les couches sous-jacentes OTN et DWDM. Plus précisément, nous cherchons non seulement à router chaque tunnel LSP dans la couche IP/MPLS, mais aussi à assurer une utilisation efficace des ressources résiduelles dans les couches OTN et DWDM. L'objectif est de minimiser le coût des ressources utilisées (dans les trois couches) pour satisfaire les demandes en trafic.

Une instance du problème est définie par trois topologies des réseaux IP/MPLS, OTN et DWDM. Chaque topologie est constituée d'un ensemble de noeuds interconnectés par des liens logiques (cas d'IP/MPLS et OTN) ou physiques (cas de DWDM). Chaque noeud d'une couche supérieure est desservi par un noeud de la couche voisine sous-jacente à travers une liaison physique. Les liaisons inter-couches définissent la capacité maximale d'échange de données entre les couches du réseau, qui limite la capacité de communication entre les noeuds d'une même couche. Plus précisement, si un routeur IP/MPLS est connecté à un commutateur OTN par un lien physique ayant une capacité de 10 Gbps (capacité de la carte installée au niveau du routeur), alors la capacité de ce routeur à communiquer avec les autres routeurs IP/MPLS est limitée à 10 Gbps. En d'autres termes, la somme des capacités des liens

Tableau 5.1: Récapitulatif des problèmes d'optimisation multicouches

Problèmes	Approches	Commentaires	Références
Design	Formulations basées sur la programmation linéaire	NP-difficile	[103] [67] [63] [66] [110] [65] [111] [14]
	Heuristique MLNCD		[67] [66]
	Métaheuristique basée sur GRASP		[111] [14]
	Heuristique basée sur MCCI	design + grooming	[29]
	Heuristique AXL		[32] [33]
Résilience et capacité de survie	Formulations basées sur la programmation linéaire	NP-difficile	[103] [83] [112] [110] [64] [125]
	Heuristique SSR	Problème (SCA)	[83]
	Heuristique IML		
	Heuristique DML		[32]
	Heuristique RML		
	Heuristique à trois phases	Décomposition du problème	[64]
Allocation	Formulations basées sur la programmation linéaire	NP-difficile	[103] [43] [113] [115]
	Heuristique de provisionnement de connexions	Minimisation de l'énergie	[130]
	Heuristique basée sur MCCI		[29]
	Heuristique à deux phases	Provisionnement de chemins	[113]

"logiques" connectant ce routeur aux autres routeurs ne peut pas dépasser 10 Gbps.

Chaque lien logique ou physique dans une couche est alors caractérisé par sa capacité résiduelle, si elle existe. Plus précisément, la capacité résiduelle d'un lien logique IP/MPLS est définie par le nombre d'unités de bande passante (exprimée en termes de Mbps ou Gbps) disponibles sur le lien, et qui est limité par le débit permis des cartes installées au niveau des routeurs IP/MPLS d'extrémités. De même, la capacité résiduelle d'un lien logique OTN est définie par le nombre de modules de transport ODU-k ($k = 0, 1, 2, 3, 4$) disponibles sur le lien, et qui est aussi limité par le nombre d'interfaces ODU-k ($k = 0, 1, 2, 3, 4$) permis dans les cartes OTN installées au niveau des commutateurs OTN d'extrémités. Cependant, la capacité résiduelle d'un lien physique DWDM (fibre optique) est exprimée en nombre de longueurs d'onde disponibles (non activées), et qui est bien sûr limitée par le nombre de transpondeurs installés dans les noeuds optiques DWDM d'extrémités. Nous signalons également que, dans la pratique, les noeuds OTN et les nœuds DWDM coïncident physiquement (les noeuds OTN couvrent généralement les fonctionnalités DWDM) et que cette décomposition en couches est purement tech-

nologique.

Nous présentons dans la Figure 5.1 une instance du problème d'allocation de ressources dans un réseau IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Cette figure montre un exemple de routage d'un tunnel LSP entre deux routeurs IP/MPLS et une allocation possible de ressources OTN et DWDM. Dans cet exemple, la bande passante requise pour mettre en place le tunnel LSP est de 5 Gbps. Il existe plusieurs façons pour transporter cette demande dans la couche OTN. Dans ce cas, nous avons choisi la solution la moins coûteuse qui consiste à allouer deux modules de transports ODU-1 (la capacité d'un ODU-1 est de $2,5$ Gbps) sur le chemin tracé en bleu, sachant que le lien direct entre les nœuds OTN d'extrémités (directement connectés aux routeurs IP/MPLS d'extrémités de la demande) ne contient pas de modules de transport ODU-1 disponibles et contient des modules de transport d'ordre supérieure de types ODU-2 (10 Gbps) et ODU-3 (40 Gbps) qui sont largement plus coûteux que ceux de type ODU-1. La capacité allouée dans chaque lien OTN représente une demande pour la couche DWDM. Dans cet exemple, la solution la plus appropriée (moins coûteuse) consiste à utiliser la longueur d'onde λ_1 sur le chemin tracé en rouge pour réaliser la capacité allouée dans les liens OTN, et donc réaliser le transport du tunnel LSP.

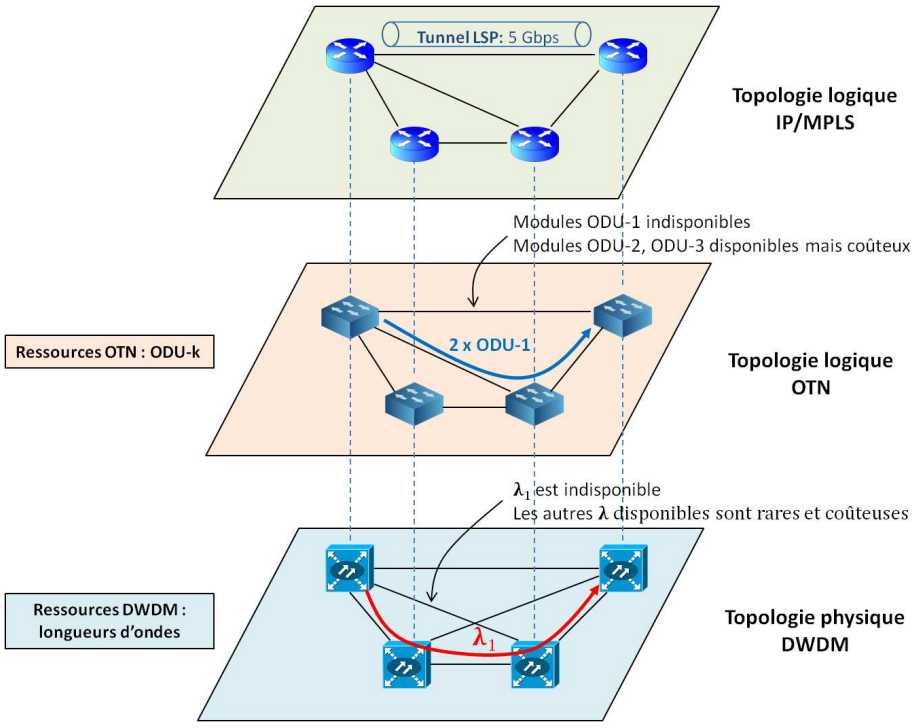


Figure 5.1: Exemple de routage et d'allocation de ressources pour un tunnel LSP dans un réseau multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM.

En général, la demande en trafic de niveau IP/MPLS (tunnels LSP) est satisfaite au moyen des flux attribués à des chemins dans la couche IP/MPLS. La somme des flux passant à travers chaque lien dans la couche IP/MPLS est considérée comme une demande de capacité pour la couche OTN. Cette de-

mande de capacité est satisfaite, à son tour, au moyen des flux (ODU-k) attribués à des chemins dans la couche OTN. Ces flux doivent tenir compte de la modularité des capacités ODU-k définie par la technologie OTN. Et si nous sommons les flux passant à travers un lien OTN, la charge résultante définit la demande de capacité pour la couche sous-jacente DWDM. Cette demande est satisfaite au moyen des flux (longueurs d'onde) associés à des chemins dans la couche DWDM tout en considérant aussi la modularité des ressources (longueurs d'onde) dans cette couche.

Dans ce qui suit, nous proposons une nouvelle formulation lien-chemin du problème décrit ci-dessus. L'idée de base adoptée dans cette formulation est que chaque couche supérieure impose des demandes de capacité à sa couche voisine sous-jacente. Cette hiérarchie en couches doit respecter aussi les restrictions technologiques en termes de modularité de ressources. Nous nous mettons précisément dans le cas d'un réseau opérationnel où les topologies des différentes couches de réseau IP/MPLS, OTN et DWDM sont connus et les capacités résiduelles dans les différents liens sont données.

5.4 Contribution

L'avantage majeur de notre modèle consiste à prendre en considération les contraintes matérielles dans le problème d'allocation de ressources multicouches. En effet, les équipements installés (cartes IP, cartes OTN, transpondeurs optiques) dans le réseau ont des capacités limitées en termes de bande passante, interfaces ODU-k et longueurs d'onde. Ces ressources résiduelles sont généralement des ressources rares et leur utilisation doit être optimisée.

Le modèle développé tient compte de la rareté des ressources dans les trois couches du réseau IP/MPLS, OTN et DWDM et résout un problème réaliste qui se pose souvent aux opérateurs dans la phase d'exploitation de leurs réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM. En outre, ce modèle considère une architecture à trois couches qui intègre la technologie de nouvelle génération OTN. Cette couche technologique est rarement considérée dans la plupart des travaux précédents qui se focalisent généralement sur des architectures classiques à deux couches telle que IP/MPLS sur WDM.

5.5 Définition formelle du problème

Nous représentons un réseau multi-couches de type IP/MPLS sur OTN sur DWDM par un triplet $G = (G_1, G_2, G_3)$, comme illustré dans la Figure 5.2. Chaque couche de réseau i ($i = 1, 2, 3$) est représentée par un graphe orienté $G_i = (V_i, E_i, s_i, t_i, \varphi_i)$ où:

- V_i est l'ensemble de noeuds de la couche i,
- E_i est l'ensemble de liens (ou arcs) de la couche i,
- $s_i : E_i \leftarrow V_i$ assigne à chaque lien de la couche i son noeud source,
- $t_i : E_i \leftarrow V_i$ assigne à chaque lien de la couche i son noeud de destination,
- $\varphi_i : V_i \leftarrow V_{i+1}$ assigne à chaque noeud de la couche i son noeud correspondant de la couche $i + 1$ (le noeud auquel il est directement connecté). Cette fonction est appliquée pour $i = 1, 2$.

Chaque noeud de la couche i, dit nœud client, est directement connecté à un nœud, dit nœud serveur, de la couche sous-jacente $i+1$.

Nous considérons un ensemble $\mathcal{D}$ de demandes en trafic qui doivent être routées dans le réseau multi-couches. Pour chaque demande $d \in \mathcal{D}$, nous notons par h_d son volume (exprimé en unités de bande passante), s_d son routeur source et t_d son routeur de destination. La demande de trafic d doit suivre un seul chemin dans la couche logique IP/MPLS (première couche) car elle représente un tunnel LSP qui doit être configuré sur un mono-chemin. $\Pi_d^{(1)}$ représente un ensemble de chemins candidats pour la demande d dans la première couche (couche IP/MPLS). Nous supposons que cet ensemble $\Pi_d^{(1)}$ contient tous les chemins simples disponibles entre la source s_d et la destination t_d. Nous considérons d'autre part que la capacité des liens IP/MPLS est modulaire et est exprimée en nombre d'unités de bande passante. Une unité de bande passante a une capacité notée par $M^{(1)}$. Nous introduisons de même $r_e^{(1)}$ qui représente la capacité résiduelle du lien $e \in E_1$ et est exprimée en nombre d'unités de bande passante.

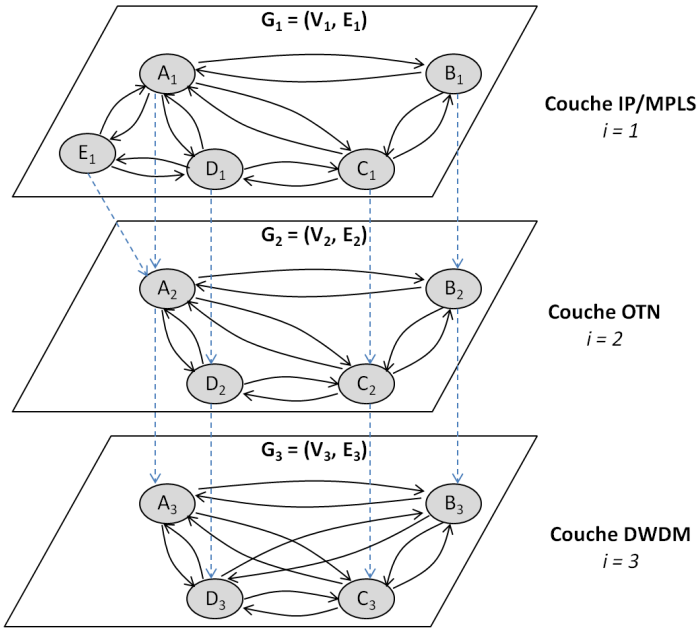


Figure 5.2: Graphe d'un réseau multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM.

Soit $x_{d,p}^{(1)}$ la variable de décision de routage dans la couche IP/MPLS (couche 1). Cette variable binaire est définie par:

$$x_{d,p}^{(1)} = \begin{cases} 1 & \text{si la demande } d \text{ est routée sur le chemin } p, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Nous notons par $\delta_{l,\pi}^{(1)}$ la constante qui est égale à 1 si le lien $l \in E_i$ appartient au chemin π dans la couche i, et 0 sinon.

5.5.1 Contraintes de routage IP/MPLS

Chaque demande $d \in \mathcal{D}$ entre deux routeurs IP/MPLS doit être routée sur un seul chemin parmi les chemins possibles. Cette contrainte est exprimée par:

$$\sum_{p \in \Pi_d^{(1)}} x_{d,p}^{(1)} = 1, \quad \forall d \in \mathcal{D}. \tag{5.1}$$

5.5.2 Contraintes de capacité IP/MPLS

La quantité totale de trafic (en termes d'unités de bande passante) circulant dans le lien $e \in E_1$ est exprimée alors par:

$$X_e^{(1)} = \sum_{d \in \mathcal{D}} h_d \sum_{p \in \Pi_d^{(1)}} \delta_{e,p}^{(1)} x_{d,p}^{(1)}, \quad \forall e \in E_1. \tag{5.2}$$

Nous cherchons à trouver un routage faisable dans la couche IP/MPLS qui respecte les capacités résiduelles des liens. De ce fait, nous introduisons les contraintes de capacité correspondantes aux différents liens $e \in E_1$ de cette couche. Ces contraintes assurent que la quantité totale de trafic circulant dans chaque lien $e \in E_1$ ne doit pas dépasser sa capacité résiduelle $r_e^{(1)}$, exprimée en nombre d'unités de bande passante.

$$X_e^{(1)} \leq r_e^{(1)}, \quad \forall e \in E_1. \tag{5.3}$$

5.5.3 Contraintes de corespondance inter-couches IP/MPLS et OTN

Soit $\Pi_e^{(2)}$ l'ensemble des chemins candidats dans la couche OTN (couche 2) pour satisfaire la capacité allouée dans le lien $e \in E_1$ de la couche IP/MPLS. Nous supposons que l'ensemble $\Pi_e^{(2)}$ contient tous les chemins simples disponibles entre les noeuds $\varphi_1(s_1(e))$ et $\varphi_1(t_1(e))$. $\varphi_1(s_1(e))$ (repectivement $\varphi_1(t_1(e))$) est le noeud OTN directement connecté (la connexion est représentée par un lien en pointillé dans le graphe de la Figure 5.2) au noeud source (respectivement de destination) du lien e dans la couche IP/MPLS.

Comme mentionné dans le Chapitre 1, la technologie OTN définit cinq modules de transport ODU-k pour structurer le transport des données dans le réseau OTN. Nous notons par $M_k^{(2)}$ la capacité d'un module de transport ODU-k pour $k = 0, 1, 2, 3, 4$. Le Tableau 5.2 illustre les cinq capacités des modules de transport OTN, et définit combien de modules de transport OTN une longueur d'onde (dans le système DWDM) peut supporter, en supposant que la capacité d'une longueur d'onde est de 100 Gbps.

Nous notons par $r_{k,g}^{(2)}$ la capacité résiduelle, exprimée en nombre de modules ODU-k, d'un lien $g \in E_2$ de la couche OTN. Nous introduisons la variable entière $x_{e,q}^{(2)}$ qui représente la quantité de trafic IP/MPLS routé sur le chemin $q \in \Pi_e^{(2)}$ pour satisfaire la capacité allouée dans le lien $e \in E_1$. Cette quantité est exprimée en nombre d'unités de bande passante (c.à.d. en nombre de modules IP/MPLS).

Nous introduisons ci-dessous les contraintes de correspondance (“mapping” en anglais) inter-couches IP/MPLS et OTN. Ces contraintes définissent comment la capacité allouée dans un lien IP/MPLS $e \in E_1$ est supportée au moyen des flux $x^{(2)}_{e,q}$ circulant sur les chemins candidats dans la couche OTN.

$$\sum_{q \in \Pi^{(2)}_e} x^{(2)}_{e,q} = X^{(1)}_e, \quad \forall e \in E_1. \tag{5.4}$$

Tableau 5.2: Les capacités des modules de transport OTN.

Capacité ODU-k	Débit (Gbps)	Nombre maximum de ODU-k par longueur d'onde
$M^{(2)}_0$	1,25	80
$M^{(2)}_1$	2,5	40
$M^{(2)}_2$	10	10
$M^{(2)}_3$	40	2
$M^{(2)}_4$	100	1

5.5.4 Contraintes d'allocation de ressources OTN

Nous définissons la variable entière $n^{(2)}_{e,k,q}$ qui représente le nombre de modules de transport ODU-k alloués sur le chemin q dans la couche OTN pour satisfaire la capacité allouée dans le lien e de la couche IP/MPLS. Cette variable permet de déterminer le plan d'allocation des ressources dans la couche OTN. Nous introduisons ci-dessous les contraintes d'allocation de ressources pour la couche OTN. Ces contraintes assurent que les ressources allouées, en termes de modules ODU-k, sur un chemin OTN supportant la capacité allouée dans un lien IP/MPLS doivent être suffisantes pour transporter le flux (exprimé en termes d'unités de bande passante) associé à ce chemin.

$$M^{(1)} x^{(2)}_{e,q} \leq \sum_{k=0}^{4} M^{(2)}_k n^{(2)}_{e,k,q}, \quad \forall e \in E_1, \forall q \in \Pi^{(2)}_e. \tag{5.5}$$

5.5.5 Contraintes de capacité OTN

Nous notons par $r^{(2)}_{k,g}$ la constante qui représente le nombre de modules ODU-k résiduels dans le lien g de la couche OTN.

La quantité totale de trafic de type ODU-k (en termes de modules de transport ODU-k) qui traverse un lien g dans la couche OTN est exprimée par :

$$X^{(2)}_{k,g} = \sum_{e \in E_1} \sum_{q \in \Pi^{(2)}_e} \delta^{(2)}_{g,q} n^{(2)}_{e,k,q}, \quad \forall g \in E_2, \forall k = 0,1,2,3,4. \tag{5.6}$$

Les contraintes de capacité correspondantes aux différents liens OTN peuvent être alors exprimées par:

$$X_{k,g}^{(2)} \leq r_{k,g}^{(2)}, \quad \forall g \in E_2, \forall k = 0,1,2,3,4. \tag{5.7}$$

5.5.6 Contraintes de correspondance inter-couches OTN et DWDM

Notons par $\Pi_g^{(3)}$ l'ensemble de chemins candidats dans la couche DWDM pour satisfaire la capacité allouée dans le lien $g \in E_2$ de la couche OTN. Nous supposons que cet ensemble $\Pi_g^{(3)}$ contient tous les chemins disponibles simples entre les noeuds $\varphi_2(s_2(g))$ et $\varphi_2(t_2(g))$. $\varphi_2(s_2(g))$ (respectivement $\varphi_2(t_2(g))$) est le noeud DWDM directement connecté (la connexion est représentée par un lien en pointillé dans le graphe de la Figure 5.2) au noeud source (respectivement de destination) du lien g dans la couche OTN.

Nous introduisons la variable entière $x_{g,k,t}^{(3)}$ qui représente le nombre de modules ODU-k circulant sur le chemin $t \in \Pi_g^{(3)}$ pour satisfaire la capacité allouée dans le lien $g \in E_2$. Les contraintes de correspondance inter-couches OTN et DWDM sont exprimées ci-dessous. Ces contraintes spécifient comment la capacité allouée dans un lien g de la couche OTN est supportée au moyen des flux $x_{g,k,t}^{(3)}$ (en termes de modules de transport ODU-k) associés aux chemins candidats dans la couche DWDM.

$$\sum_{t \in \Pi_g^{(3)}} x_{g,k,t}^{(3)} = X_{k,g}^{(2)}, \quad \forall g \in E_2, \forall k = 0,1,2,3,4 \tag{5.8}$$

5.5.7 Contraintes d'allocation de ressources DWDM

Nous introduisons la variable entière $n_{g,t}^{(3)}$ qui représente le nombre de modules DWDM (longueurs d'onde) alloués sur le chemin t dans la couche DWDM pour satisfaire la capacité allouée dans le lien g de la couche OTN. Le plan d'allocation de ressources dans la couche DWDM peut être déduit à partir de cette variable de décision. Soit $M^{(3)}$ la capacité d'une longueur d'onde dans la couche DWDM. Nous exprimons ci-dessous les contraintes d'allocation de ressources DWDM.

$$\sum_{k=0}^{4} M_k^{(2)} x_{g,k,t}^{(3)} \leq M^{(3)} n_{g,t}^{(3)}, \quad \forall g \in E_2, \forall t \in \Pi_g^{(3)} \tag{5.9}$$

Ces contraintes assurent que la capacité allouée, en termes de longueurs d'onde, sur un chemin DWDM supportant la capacité allouée dans un lien OTN doit être suffisante pour transporter le flux associé à ce chemin (exprimé en termes de modules de transport ODU-k).

5.5.8 Contraintes de capacité DWDM

La capacité résiduelle d'un lien f de la couche DWDM est donnée par $r_f^{(3)}$. Cette constante représente plus précisément le nombre de longueurs d'onde disponibles dans le lien f.

Le nombre total de longueurs d'onde allouées dans un lien f de la couche DWDM est exprimée par:

$$X_f^{(3)} = \sum_{g \in E_2} \sum_{t \in \Pi_g^{(3)}} \delta_{f,t}^{(3)} n_{g,t}^{(3)}, \quad \forall f \in E_3 \tag{5.10}$$

Nous introduisons ci-dessous les contraintes de capacité correspondantes aux liens de la couche DWDM. Ces contraintes assurent que la capacité allouée, en termes de longueurs d'onde, dans un lien DWDM ne doit pas dépasser sa capacité résiduelle.

$$X_f^{(3)} \leq r_f^{(3)}, \quad \forall f \in E_3 \tag{5.11}$$

5.5.9 Fonction objectif

Comme nous l'avons mentionné précédemment, nous nous mettons dans le cas où le réseau multicouche IP/MPLS sur OTN sur DWDM est installé et les ressources existantes (disponibles) sont rares. Donc l'objectif est d'optimiser l'utilisation de ces ressources (bande passante IP/MPLS, modules de transport OTN, longueurs d'onde DWDM).

Le problème à résoudre consiste alors à minimiser le coût des ressources allouées dans le réseau multicouche pour satisfaire l'ensemble de demandes $\mathcal{D}$. Plus précisément, nous cherchons à minimiser le coût d'allocation des ressources dans les trois couches conjointement.

Soient:

- $\alpha_e^{(1)}$ le coût d'une unité de bande passante sur le lien e de la couche IP/MPLS,
- $\alpha_{k,g}^{(2)}$ le coût d'un module de transport ODU-k sur le lien g de la couche OTN,
- $\alpha_f^{(3)}$ le coût d'une longueur d'onde sur le lien f de la couche DWDM.

Nous proposons ci-dessous une fonction objectif linéaire qui exprime le coût total des ressources allouées dans les trois couches du réseau pour réaliser le routage des demandes en trafic.

$$F = \sum_{e \in E_1} \alpha_e^{(1)} X_e^{(1)} + \sum_{g \in E_2} \sum_{k=0}^{4} \alpha_{k,g}^{(2)} X_{k,g}^{(2)} + \sum_{f \in E_3} \alpha_f^{(3)} X_f^{(3)}. \tag{5.12}$$

En minimisant cette fonction objectif, nous pouvons aboutir à une solution du problème d'allocation de ressources qui assure un compromis entre les coûts des ressources dans les trois couches du réseau IP/MPLS, OTN et DWDM.

La formultation proposé dans cette section peut nous servir comme une référence nous donnant la solution exacte. Mais nous opterons dans le futur pour des heuristiques adaptées pour permettre la résolution du problème sur des instances de grande taille.

5.6 Autres problèmes industriels similaires

Outre le problème d'allocation de ressources étudié précédemment, les opérateurs de réseaux se confrontent à d'autres problèmes industriels inhérents à la gestion des ressources multicouches. Suite à notre collaboration avec certains clients (opérateurs) de la société QoS Design, nous avons pu identifier quelques problèmes qui se posent concrètement pour les opérationnels d'un réseau multicouche. L'intérêt majeur exprimé par les opérateurs dans ce cadre est comment maîtriser la gestion des ressources dans les différentes couches (couche IP/MPLS et couche de transport OTN/DWDM ou DWDM uniquement) conjointement et d'une manière robuste contre les pannes et les défaillances des équipements. Plus précisément, nous décrivons dans ce qui suit les deux problématiques principales que nous avons détecté auprès des opérationnels des réseaux multicouches:

- Problème d'allocation de ressources avec identification des connexions IP/MPLS dans la couche de transport (OTN/DWDM ou DWDM uniquement): ce problème est similaire au problème d'allocation de ressources traité précédemment, sauf qu'il ne s'agit pas seulement de déterminer le plan d'allocation de ressources dans les différentes couches du réseau. Le problème consiste en plus à définir la correspondance entre les demandes (connexions) IP/MPLS (tunnels LSP, VPN,...) et les circuits optiques DWDM (ce qui n'est pas pris en considération dans le modèle présenté). Plus précisément, il s'agit d'identifier, dans chacun des circuits optiques établis (longueurs d'onde) dans la couche de transport, l'ensemble des connexions IP/MPLS transportées. Chaque demande provenant de la couche IP/MPLS est desservie (transportée) par un (ou plusieurs) circuit(s) optique(s) DWDM. De ce fait, les opérationnels des réseaux multi-couches cherchent à définir cette correspondance entre les connexions IP/MPLS et les circuits optiques DWDM. A titre d'exemple, en gardant une trace de cette correspondance, les opérationnels peuvent facilement détecter les connexions IP/MPLS impactés suite à une panne dans le réseau DWDM (coupure d'une fibre, défaillance d'une carte ou d'un noeud,...), et donc ça leur facilite considérablement l'analyse de l'impact d'une telle panne sur le réseau (nouvelle charge du réseau, qualité de service,...). Cette correspondance recherchée peut être déduite à partir du plan d'allocation fourni par notre modèle d'optimisation. Il s'agit juste de réaliser un post-traitement pour dégager le routage de chaque demande IP/MPLS hiérarchiquement couche par couche (IP/MPLS, OTN, DWDM).

- Problème d'allocation de ressources avec protection des connexions IP/MPLS dans la couche de transport (OTN/DWDM ou DWDM uniquement): ce problème est aussi similaire au problème que nous avons traité précédemment, sauf que pour chacune des connexions IP/MPLS il faut provisionner des ressources de secours dans la couche de transport pour les protéger contre les pannes. Plus précisément, il s'agit dans ce cas d'une double allocation de ressources: une première allocation qui consiste à assigner à chaque connexion IP/MPLS (tunnel LSP par exemple) primaire des ressources primaires sur un chemin optique (constitué de un ou d'une suite de circuits optiques) dans le réseau DWDM, et une deuxième allocation qui consiste à attribuer à chaque connexion IP/MPLS de secours des ressources de secours sur un chemin optique dans le réseau DWDM. Le choix du chemin optique transportant la connexion IP/MPLS de secours est généralement soumis à des contraintes exigeantes pour garantir une bonne continuité de service. Parmi ces contraintes, nous pouvons citer la contrainte qui exige que le chemin optique de secours et le chemin optique primaire doivent être nœud-disjoints ou/et lien-disjoints, la contrainte qui ex-

ige que la longueur physique du chemin de secours ne doit pas être largement supérieure à celle du chemin primaire, etc. En provisionnant une bonne protection des connexions IP/MPLS dans la couche de transport, les opérationnels des réseaux multicouches peuvent réduire l'impact d'une panne sur les performances du réseau. Toutefois, ceci n'élimine pas complètement la dégradation de la qualité de service dans certains cas (double panne par exemple).

5.7 Conclusion et perspectives

Après avoir étudié le problème de routage et d'allocation de ressources mono-couche (SDH ou WDM) dans les chapitres précédents, nous avons abordé dans ce chapitre l'aspect multicouche dans les réseaux d'opérateurs. Nous avons commencé par synthétiser les principaux travaux de recherches précédents qui ont porté sur différentes thématiques tel que le design, la résilience et l'allocation de ressources dans les réseaux multicouches. Nous nous sommes ensuite focalisé sur le problème "statique" (les demandes sont connus à l'avance) d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches de nouvelle génération IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Notre étude s'est limitée à la formulation mathématique du problème grâce à un modèle qui prend en considération la rareté des ressources dans les trois couches du réseau (IP/MPLS, OTN, DWDM) conjointement. Cette rareté est due à la limitation des capacités des équipements installés (cartes IP/MPLS, cartes OTN, transpondeurs optiques) dans un réseau multicouche opérationnel. Le modèle proposé résout alors un problème d'optimisation concret qui se pose aux opérateurs dans la phase d'exploitation de leurs réseaux.

Vu que le modèle développé dans ce chapitre se base sur la programmation linéaire qui présente généralement des limitations en temps de calcul sur les grandes instances du problème, nous opterons dans l'avenir pour une méthode approchée qui permet de fournir des bonnes solutions rapides du problème d'allocation de ressources multicouches. La complexité de ce type de problème, tenant compte de diverses contraintes technologiques conjointement, fait que l'aboutissement à une bonne méthode approchée peut être une tâche difficile et coûteuse en temps. En effet, le travail sur un tel problème est souvent réalisé dans le cadre d'une thèse complète où d'autres variantes du problème peuvent être considérées comme la protection multicouche, etc.

Conclusion et Perspectives

L'évolution phénoménale des besoins en bande passante, due principalement à l'apparition de nouveaux services Internet, a entrainé une utilisation de plus en plus massive des réseaux de transport. Exploitant une infrastructure optique, ces réseaux ont connu plusieurs évolutions technologiques majeures pour leur permettre de transporter des volumes de trafic en perpétuelle croissance. Les technologies SDH et DWDM sont les deux solutions de transport les plus déployées jusqu'à aujourd'hui dans de nombreux réseaux d'opérateurs à très grande capacité. Le coût de ces réseaux est très important, notamment le coût des équipements (cartes de transmission, cartes de brassage, transpondeurs, fibres optiques,...) qui dépend de la manière de router le trafic et d'allouer les ressources. Dans ce mémoire, c'est ces problèmes de routage et d'allocation de ressources inhérents aux réseaux de transport optiques SDH et WDM/DWDM qui sont étudiés par différentes techniques d'optimisation. L'aspect de reroutage et de réallocation de ressources est également traité dans le cas des réseaux SDH pour résoudre un problème concret de ré-optimisation de ressources. En considérant aussi que le trafic à transporter dans les réseaux optiques provient souvent des couches clientes comme IP/MPLS, nous avons également abordé le problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches basés sur une couche de transport optique DWDM. Nous avons étudié plus précisément le cas des réseaux IP/MPLS sur OTN sur DWDM.

L'objectif majeur de nos travaux était de mettre en place de nouvelles approches performantes permettant une planification et une gestion efficace des ressources tout en minimisant les coûts résultants. C'est dans cette optique que l'ensemble de nos travaux ont été menés.

Contributions

Dans la première partie de la thèse, nous avons traité les problèmes de routage et de reroutage des circuits dans les réseaux SDH. Ces problèmes se posent généralement aux opérateurs qui souhaitent optimiser la gestion de leurs ressources lors de la phase d'exploitation de réseau. La résolution de ces problèmes représente une tâche complexe pour un opérateur mais très bénéfique de point de

vue économique étant donné l'importance des coûts des équipements SDH. Dans le Chapitre 3, nous avons donc proposé une nouvelle approche pour résoudre le problème de routage des circuits SDH. La formulation de ce nouveau problème se distingue des travaux précédents par la prise en compte des contraintes de brassage et par l'utilisation de coûts de ressources granulaires. Le problème de routage a été d'abord résolu par un algorithme exact basé sur la programmation linéaire. Cependant, pour contourner le problème de mise à l'échelle, nous avons aussi proposé deux méthodes heuristiques, utilisant respectivement des coûts de ressources statiques et dynamiques, et permettant des temps de calcul faibles. Lors de nos différents tests, nous avons observé l'intérêt d'intégrer les contraintes de brassage et d'utiliser des coûts granulaires pour pouvoir fournir une solution de routage réaliste. En réutilisant la modélisation élaborée pour le problème de routage, nous avons proposé un nouvel algorithme de reroutage de circuits SDH, basé sur une méthode heuristique à deux phases. Les résultats obtenus ont montré qu'à partir d'une stratégie de routage initiale l'algorithme de reroutage peut fournir une nouvelle stratégie de routage moins coûteuse. Les gains enregistrés sont intéressants.

Dans la deuxième partie de la thèse, nous avons abordé deux problèmes d'ingénierie liés aux réseaux de transport optiques WDM (ou DWDM): le problème du design de la topologie logique et le problème du routage et de l'affectation de longueurs d'onde. Le premier problème consiste à trouver le meilleur ensemble de circuits optiques (topologie logique) à mettre en place entre les nœuds du réseau pour transporter les demandes de trafic avec le moindre coût (c.à.d. nombre minimal de transpondeurs). Dans le Chapitre 4, nous avons formulé ce problème comme un problème linéaire en nombres entiers et proposé une nouvelle méthode heuristique basée sur une approximation successive et permettant de fournir de bonnes approximations avec des temps de calcul faibles. Les expérimentations menées ont montré l'efficacité des méthodes proposées et même des améliorations apportées. Le deuxième problème traité dans le Chapitre 4 est un problème classique de routage de circuits optiques et d'affectation de longueurs d'onde (RWA). Notre contribution principale est une nouvelle approche de décomposition du problème en couches pour minimiser le nombre de ressources (longueurs d'onde) utilisées. En se basant sur cette approche, nous avons d'abord élaboré une nouvelle formulation du problème utilisant un nombre réduit de variables et de contraintes par rapport aux formulations standards. Nous avons ensuite développé une méthode heuristique à deux phases permettant de générer, même pour des instances du problème de grandes tailles, des solutions proches de l'optimum avec des temps de calculs acceptables.

Les techniques et les méthodes proposées dans les Chapitres 3 et 4 s'appliquent uniquement sur les réseaux SDH et DWDM (ou WDM) pour résoudre des problèmes de routage et d'allocation de ressources (et même de reroutage dans le cas de SDH) en supposant que la matrice de trafic à router est de type SDH (circuits VC-n) ou DWDM (circuits optiques) et en considérant seulement les contraintes inhérentes à la couche de transport optique (SDH ou DWDM). Cependant, plusieurs opérateurs sont confrontés au problème suivant: comment allouer les ressources dans la couche de transport pour router des demandes de trafic provenant des couches supérieures comme IP/MPLS? Un concept clé pour ces opérateurs est celui de l'optimisation de l'allocation des ressources multicouches dans leurs réseaux, généralement composés de plusieurs couches technologiques. C'est dans ce contexte que se situe le Chapitre 5 qui est plus prospectif. Nous avons précisément étudié le problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Nous avons proposé un premier modèle mathématique qui prend en considération les contraintes matérielles (limitation des capacités des équipements installés dans les différentes couches de réseau) et optimise le coût global

d'allocation de ressources dans les trois couches (IP/MPLS, OTN et DWDM) du réseau. Ce modèle va surtout nous servir comme référence pour nos futures contributions.

Plusieurs contributions apportées dans ce mémoire ont été intégrées dans l'outil de planification NEST SDH/DWDM de la société QoS Design et d'autres sont en cours d'intégration.

Perspectives

Les résultats obtenus dans le cadre de cette thèse ouvrent de nombreuses pistes intéressantes que nous souhaitons explorer dans l'avenir:

- **Etude du problème d'optimisation "online" de routage**: Les problèmes d'optimisation de routage traités dans cette thèse, que ce soit pour les réseaux SDH ou les réseaux WDM, sont de type "offline": la matrice de demandes en trafic est supposée connue ou estimée à l'avance. Cependant, plusieurs opérateurs cherchent des solutions (algorithmes) de routage "online" qui traitent dynamiquement les demandes de trafic qui arrivent sur le réseau. Plus précisément, un algorithme "online" doit router toute demande qui arrive sur le réseau à un instant donné en ayant une vision complète sur l'état de réseau à cet instant (topologie, ressources disponibles, configuration des ressources, noeud/fibre en panne,...). Les opérateurs sont en attente d'un algorithme "online" optimisant l'utilisation des ressources et permettant d'assurer un routage qui s'adapte automatiquement aux changements de la topologie et du trafic.

  Plusieurs critères d'optimisation peuvent être considérés dans l'étude du problème de routage "online":

  1. Fragmentation de la bande passante,
  2. Nombre de ressources consommées (transmission et/ou brassage),
  3. Délai de transmission (QoS),
  4. ...

- **Etude et conception de méthode(s) efficace(s) et rapide(s) pour la résolution du problème d'allocation de ressources multicouches**: Comme indiqué dans le Chapitre 5 de ce mémoire, nous avons proposé une nouvelle formulation linéaire en nombres entiers du problème d'allocation de ressources dans les réseaux multicouches IP/MPLS sur OTN sur DWDM. La résolution avec des techniques de programmation linéaire en nombres entiers fournit des solutions (plans d'allocation) optimales, qui peuvent nous servir comme référence, mais présente des limitations en temps de calcul pour des instances de taille moyenne ou grande. Pour contourner ce problème de passage à l'échelle, nous opterons pour une méthode approchée qui permet de générer des solutions rapides et de bonne qualité.

BIBLIOGRAPHIE

[1] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, and J. B. Orlin. Network flows: theory, algorithms, and applications. *Prentice hall*, 1993.

[2] M. Alanyali and E. Ayanoglu. Provisioning algorithms for wdm optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 7(5):767–778, 1999.

[3] L. Alzubaidi. Path computation algorithms using sdh multiplexing mechanism. *J IJCSNS*, 11:53–56, 2011.

[4] N. Ansari, G. Cheng, S. Israel, Y. Luo, J. Ma, and L. Zhu. Qos provision with path protection for next generation sonet. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 4, pages 2152–2156. IEEE, 2002.

[5] BAKONIRINA Heliniaina Mialisoa. `http://theses.recherches.gov.mg/pdfs/bakonirinaHeliniainaM_ESPA_ING_10.pdf`, 2010.

[6] 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.

[7] S. Baroni, P. Bayvel, and R. J. Gibbens. On the number of wavelengths in arbitrarily-connected wavelength-routed optical networks. *University of Cambridge, Statistical Laboratory Research Report 1998-7, http://www. statslab. cam. ac. uk/reports/1998/1998-7. pdf*, 1998.

[8] R. Barry and S. Subramaniam. The max sum wavelength assignment algorithm for wdm ring networks. In *Conference on Optical Fiber Communication, OFC 97*, pages 121–122. IEEE, 1997.

[9] B. Beauquier, P. Hell, and S. Pérennes. Optimal wavelength-routed multicasting. *Discrete Applied Mathematics*, 84(1):15–20, 1998.

[10] B. Beauquier, S. Pèrennes, and M. Syska. Efficient access to optical bandwidth routing and grooming in wdm networks: state-of-the-art survey. *IST CRESCCO report, Projet MASCOTTE (CNRS/INRIA/UNSA), Sophia Antipolis*, 2002.

[11] E. E. Bedeer, H. M. Shalaby, E.-S. El-Badawy, and S. Khamis. A heuristic method of logical topology design in wdm optical networks. In *Radio Science Conference, 2008. NRSC 2008. National*, pages 1–11. IEEE, 2008.

[12] boost C++ LIBRAIRIES. `http://www.boost.org/`, 2013.

[13] G. Bouyer. *Les réseaux synchrones étendus PDH et SDH*. Hermes, 1997.

[14] E. Canale, C. Risso, and F. Robledo. Optimal design of an ip/mpls over dwdm network. *Pesquisa Operacional*, 34(1):3–30, 2014.

[15] D. Cavendish, A. Kolarov, and B. Sengupta. Routing and wavelength assignment in wdm mesh networks. In *Global Telecommunications Conference, 2004. GLOBECOM'04. IEEE*, volume 2, pages 1016–1022. IEEE, 2004.

[16] B. Chen, G. N. Rouskas, and R. Dutta. On hierarchical traffic grooming in wdm networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 16(5):1226–1238, 2008.

[17] B. Chen and J. Wang. Efficient routing and wavelength assignment for multicast in wdm networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(1):97–109, 2002.

[18] A. L. Chiu and E. H. Modiano. Traffic grooming algorithms for reducing electronic multiplexing costs in wdm ring networks. *Journal of Lightwave Technology*, 18(1):2–12, 2000.

[19] 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.

[20] K. Christodoulopoulos, K. Manousakis, and E. Varvarigos. Comparison of routing and wavelength assignment algorithms in wdm networks. In *Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE*, pages 1–6. IEEE, 2008.

[21] K. Christodoulopoulos, K. Manousakis, and E. Varvarigos. Offline routing and wavelength assignment in transparent wdm networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 18(5):1557–1570, 2010.

[22] X. Chu, B. Li, and Z. Zhang. A dynamic rwa algorithm in a wavelength-routed all-optical network with wavelength converters. In *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies*, volume 3, pages 1795–1804. IEEE, 2003.

[23] Cisco. `http://www.cisco.com/c/en/us/products/collateral/interfaces-modules/ons-15454-60g-5g-ho-lo-xc-vxc-cross-connect-card/product_data_sheet0900aecd8031a2d6.html`.

[24] Cisco Systems. http://www.cisco.com/application/pdf/en/us/guest/products/ps2011/c2001/ccmigration_09186a00802342cf.pdf, 2001.

[25] CPLEX. http://www-01.ibm.com/software/commerce/optimization/cplex-optimizer/, 2012.

[26] X. Cui, J. Wang, X. Yao, W. Liu, H. Xie, and Y. Li. Optimization of multilayer restoration and routing in ip-over-wdm networks. In *National Fiber Optic Engineers Conference*, page NWD3. Optical Society of America, 2008.

[27] G. B. Dantzig and P. Wolfe. Decomposition principle for linear programs. *Operations research*, 8(1):101–111, 1960.

[28] M. Dawande, R. Gupta, S. Naranpanawe, and C. Sriskandarajah. A traffic-grooming algorithm for wavelength-routed optical networks. *INFORMS Journal on Computing*, 19(4):565–574, 2007.

[29] S. De Maesschalck, M. Pickavet, D. Colle, and P. Demeester. Multi-layer traffic grooming in networks with an ip/mpls layer on top of a meshed optical layer. In *Global Telecommunications Conference, 2003. GLOBECOM'03. IEEE*, volume 5, pages 2750–2754. IEEE, 2003.

[30] E. W. Dijkstra. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische mathematik*, 1(1):269–271, 1959.

[31] M. Douiri, S. Elbernoussi, and H. Lakhbab. Cours des méthodes de résolution exactes heuristiques et métaheuristiques. *Université Mohamed V, Faculté des sciences de Rabat*, 2009.

[32] M. Duelli. *Heuristic Design and Provisioning of Resilient Multi-Layer Networks*. PhD thesis, Inst. für Informatik, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, 2012.

[33] M. Duelli, E. Weber, and M. Menth. A generic algorithm for capex-aware multi-layer network design. In *ITG Symposium on Photonic Networks*, pages 1–8. VDE, 2009.

[34] R. Dutta, A. E. Kamal, and A. Rouskas. *Traffic grooming for optical networks*. Springer, 2008.

[35] R. Dutta and G. N. Rouskas. On optimal traffic grooming in wdm rings. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(1):110–121, 2002.

[36] R. Dutta and G. N. Rouskas. Traffic grooming in wdm networks: Past and future. *Network, IEEE*, 16(6):46–56, 2002.

[37] Emilie Camisard. https://www.renater.fr/IMG/pdf/Transparents_EC-JRES.pdf, 2007.

[38] T. Erlebach. Approximation algorithms for edge-disjoint paths and unsplittable flow. In *Efficient Approximation and Online Algorithms*, pages 97–134. Springer, 2006.

[39] F. Farahmand, X. Huang, and J. Iue. Efficient online traffic grooming algorithms in wdm mesh networks with drop-and-continue node architecture. In *First International Conference on Broadband Networks*, pages 180–189. IEEE, 2004.

[40] L. K. Fleischer. Approximating fractional multicommodity flow independent of the number of commodities. *SIAM Journal on Discrete Mathematics*, 13(4):505–520, 2000.

[41] L. R. Ford and D. R. Fulkerson. Maximal flow through a network. *Canadian journal of Mathematics*, 8(3):399–404, 1956.

[42] S. Fortune, J. Hopcroft, and J. Wyllie. The directed subgraph homeomorphism problem. *Theoretical Computer Science*, 10(2):111–121, 1980.

[43] V. Foteinos, K. Tsagkaris, P. Peloso, L. Ciavaglia, P. Demestichas, et al. Energy saving with multilayer traffic engineering in future core networks. *Journal of Green Engineering*, 2(3):195–201, 2012.

[44] Frédéric Launay. `http://www.lias-lab.fr/perso/fredericlaunay/Cours/TR3/Cours%20PDH_SDH.pdf`, 2012.

[45] A. Fumagalli and L. Valcarenghi. Ip restoration vs. wdm protection: Is there an optimal choice? *IEEE Network*, 14(6):34–41, 2000.

[46] N. Garg and J. Koenemann. Faster and simpler algorithms for multicommodity flow and other fractional packing problems. *SIAM Journal on Computing*, 37(2):630–652, 2007.

[47] A. Gersht, S. Kheradpir, and A. Shulman. Dynamic bandwidth-allocation and path-restoration in sonet self-healing networks. *IEEE Transactions on Reliability*, 45(2):321–331, 1996.

[48] R. Giroudeau and H. Dicky. Cours algorithmique/complexité/calculabilité. 2011.

[49] A. Grosso, E. Leonardi, M. Mellia, A. Nucci, et al. Logical topologies design over wdm wavelength routed networks robust to traffic uncertainties. *IEEE Communications Letters*, 5(4):172–174, 2001.

[50] GUROBI. `http://www.gurobi.com/products/gurobi-optimizer/gurobi-overview`, 2014.

[51] HEC Montreal. `http://www.hec.ca/cam/aide/rubriques/algorithme_simplexe.pdf`, 2014.

[52] H. Höller and S. Voß. A heuristic approach for combined equipment-planning and routing in multi-layer sdh/wdm networks. *European Journal of Operational Research*, 171(3):787–796, 2006.

[53] J.-Q. Hu and B. Leida. Traffic grooming, routing, and wavelength assignment in optical wdm mesh networks. In *Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, INFOCOM 2004*, volume 1. IEEE, 2004.

[54] E. Hyytia and J. Virtamo. Wavelength assignment and routing in wdm networks. In *Nordic Teletraffic Seminar*, volume 14, pages 31–40. Citeseer, 1998.

[55] E. Iannone. *Telecommunication networks*. CRC Press, 2011.

[56] ILOG CPLEX 10.0 User's Manual. `http://www.lix.polytechnique.fr/~liberti/teaching/xct/cplex/usrcplex.pdf`, 2006.

[57] A. Jaekel, A. Bari, Y. Chen, and S. Bandyopadhyay. New techniques for efficient traffic grooming in wdm mesh networks. In *Proceedings of 16th International Conference on Computer Communications and Networks, ICCCN 2007*, pages 303–308. IEEE, 2007.

[58] A. Jaekel, A. Bari, Y. Chen, and S. Bandyopadhyay. Strategies for optimal logical topology design and traffic grooming. *Photonic Network Communications*, 19(2):223–232, 2010.

[59] B. Jaumard, C. Meyer, and B. Thiongane. Ilp formulations for the routing and wavelength assignment problem: Symmetric systems. In *Handbook of optimization in telecommunications*, pages 637–677. Springer, 2006.

[60] G. Jeong and E. Ayanoglu. Comparison of wavelength-interchanging and wavelength-selective cross-connects in multiwavelength all-optical networks. In *Fifteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer Societies, INFOCOM'96*, volume 1, pages 156–163. IEEE, 1996.

[61] L. V. Kantorovich. Mathematical methods of organizing and planning production. *Management Science*, 6(4):366–422, 1960.

[62] E. Karasan and E. Ayanoglu. Effects of wavelength routing and selection algorithms on wavelength conversion gain in wdm optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 6(2):186–196, 1998.

[63] I. Katib and D. Medhi. A network optimization model for multi-layer ip/mpls over otn/dwdm networks. In *IP Operations and Management*, pages 180–185. Springer, 2009.

[64] I. Katib and D. Medhi. A network protection design model and a study of three-layer networks with ip/mpls, otn, and dwdm. In *8th International Workshop on the Design of Reliable Communication Networks (DRCN)*, pages 17–24. IEEE, 2011.

[65] I. Katib and D. Medhi. A study on layer correlation effects through a multilayer network optimization problem. In *23rd International Teletraffic Congress (ITC)*, pages 31–38. IEEE, 2011.

[66] I. Katib and D. Medhi. Ip/mpls-over-otn-over-dwdm multilayer networks: an integrated three-layer capacity optimization model, a heuristic, and a study. *IEEE Transactions on Network and Service Management*, 9(3):240–253, 2012.

[67] I. A. Katib. *IP/MPLS over OTN over DWDM multilayer networks: Optimization models, algorithms, and analyses*. PhD thesis, University of Missouri–Kansas City, 2011.

[68] M. Köhn. Comparison of sdh/sonet-wdm multi-layer networks with static and dynamic optical plane. *Optical Switching and Networking*, 2(4):249–259, 2005.

[69] S. G. Kolliopoulos and C. Stein. *Approximating disjoint-path problems using greedy algorithms and packing integer programs*. Springer, 1998.

[70] V. R. Konda and T. Y. Chow. Algorithm for traffic grooming in optical networks to minimize the number of transceivers. In *IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing*, pages 218–221. IEEE, 2001.

[71] S. Koo, G. Sahin, and S. Subramaniam. Cost efficient lsp protection in ip/mpls-over-wdm overlay networks. In *IEEE International Conference on Communications, ICC'03*, volume 2, pages 1278–1282. IEEE, 2003.

[72] S. Koo, G. Sahin, and S. Subramaniam. Dynamic lsp routing in ip/mpls over wdm networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 24(12):45–55, 2006.

[73] R. M. Krishnaswamy and K. N. Sivarajan. Design of logical topologies: A linear formulation for wavelength-routed optical networks with no wavelength changers. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 9(2):186–198, 2001.

[74] J. B. Kruskal. On the shortest spanning subtree of a graph and the traveling salesman problem. *Proceedings of the American Mathematical society*, 7(1):48–50, 1956.

[75] E. Kubilinskas and M. Pioro. Two design problems for the ip/mpls over wdm networks. In *5th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks*, pages 241–248. IEEE Press, 2005.

[76] P. Lacomme, C. Prins, and M. Sevaux. *Algorithmes de graphes*, volume 28. Eyrolles Paris, 2003.

[77] J.-F. Lalande. Conception de réseaux de télécommunications. *Université Nice Sophia Antipolis*, 2004.

[78] A. H. Land and A. G. Doig. An automatic method of solving discrete programming problems. *Econometrica: Journal of the Econometric Society*, pages 497–520, 1960.

[79] 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, 2000.

[80] L. Li and A. K. Somani. Dynamic wavelength routing using congestion and neighborhood information. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 7(5):779–786, 1999.

[81] L. Liberti and M. Drazic. Variable neighbourhood search for the global optimization of constrained nlps. In *Proceedings of GO Workshop, Almeria, Spain*, volume 2005, 2005.

[82] Y. Liu, D. Tipper, and P. Siripongwutikorn. Approximating optimal spare capacity allocation by successive survivable routing. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 13(1):198–211, 2005.

[83] Y. Liu, D. Tipper, and K. Vajanapoom. Spare capacity allocation in two-layer networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 25(5):974–986, 2007.

[84] Z. Liu and G. N. Rouskas. A fast path-based ilp formulation for offline rwa in mesh optical networks. In *Global Communications Conference (GLOBECOM), 2012 IEEE*, pages 2990–2995. IEEE, 2012.

[85] Z. Liu and G. N. Rouskas. Link selection algorithms for link-based ilps and applications to rwa in mesh networks. In *17th International Conference on Optical Network Design and Modeling (ONDM)*, pages 59–64. IEEE, 2013.

[86] LpSolve. `http://lpsolve.sourceforge.net/5.5/`, 2013.

[87] R. Madanagopal, N. U. Rani, and T. A. Gonsalves. Path computation algorithms for dynamic service provisioning in sdh networks. In *10th IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network Management, IM'07*, pages 206–215. IEEE, 2007.

[88] G. Maier, A. Pattavina, S. De Patre, and M. Martinelli. Optical network survivability: protection techniques in the wdm layer. *Photonic Network Communications*, 4(3-4):251–269, 2002.

[89] P. Manohar, D. Manjunath, and R. Shevgaonkar. Routing and wavelength assignment in optical networks from edge disjoint path algorithms. *Communications Letters, IEEE*, 6(5):211–213, 2002.

[90] M. Mellia, A. Nucci, A. Grosso, E. Leonardi, and M. Ajmone Marsan. Optimal design of logical topologies in wavelength-routed optical networks with multicast traffic. In *Global Telecommunications Conference, 2001. GLOBECOM'01. IEEE*, volume 3, pages 1520–1525. IEEE, 2001.

[91] B. Mukherjee. *Optical communication networks*. McGraw-Hill New York, 1997.

[92] B. Mukherjee. *Optical WDM networks*. Springer, 2006.

[93] R. Y. Nakamura, C. P. Schmidt, M. Trindade, and U. Fumega. SDH Transport Networks Routing Optimization and Re-Planning. Technical report, 2001.

[94] R. Y. Nakamura, C. P. Schmidt, M. B. Trindade, and U. Fumega. Sdh transport networks routing optimization and re-planning. 2001.

[95] M. C. Necker, C. M. Gauger, and S. Bodamer. A new efficient integrated routing scheme for sdh/sonet-wdm multilayer networks. In *Optical Fiber Communication Conference*. Optical Society of America, 2003.

[96] NEST. `http://www.qosdesign.com/index.php?menu=produits&langue=fr`, 2014.

[97] Network Hardware Outlet. `http://www.networkhardwareoutlet.com/products/cisco-15454-xc-vxc-10g.html#Quote`.

[98] Optimisation Combinatoire. `http://www-igm.univ-mlv.fr/~desar/Cours/M1-1_Optimisation_Combinatoire/chap4.pdf`, 2011.

[99] C. Ou, L. H. Sahasrabuddhe, K. Zhu, C. U. Martel, and B. Mukherjee. Survivable virtual concatenation for data over sonet/sdh in optical transport networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 14(1):218–231, 2006.

[100] C. Ou, K. Zhu, H. Zang, L. H. Sahasrabuddhe, and B. Mukherjee. Traffic grooming for survivable wdm networks-shared protection. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 21(9):1367–1383, 2003.

[101] A. E. Ozdaglar and D. P. Bertsekas. Routing and wavelength assignment in optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 11(2):259–272, 2003.

[102] K. Papagiannaki, N. Taft, Z.-L. Zhang, and C. Diot. Long-term forecasting of internet backbone traffic: Observations and initial models. In *Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications, INFOCOM 2003*, volume 2, pages 1178–1188. IEEE, 2003.

[103] M. Pióro and D. Medhi. *Routing, flow, and capacity design in communication and computer networks*. Elsevier, 2004.

[104] 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, 2002.

[105] QoS Design. `http://www.qosdesign.com/index.php`, 2013.

[106] S. Ramamurthy and B. Mukherjee. Fixed-alternate routing and wavelength conversion in wavelength-routed optical networks. In *Global Telecommunications Conference, 1998. GLOBECOM 1998. The Bridge to Global Integration. IEEE*, volume 4, pages 2295–2302. IEEE, 1998.

[107] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 3(5):489–500, 1995.

[108] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan. Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(5):840–851, 1996.

[109] I. Ramdani, J. Prat, and J. Comellas. Grooming in sdh/wdm mesh networks for different traffic granularities. In *Proceedings of 5th International Conference on Transparent Optical Networks*, volume 1, pages 95–98. IEEE, 2003.

[110] M. R. Ramírez. *Characterization, design and re-optimization on multi-layer optical networks*. PhD thesis, Universitat Politècnica de Catalunya, 2012.

[111] C. Risso, F. Robledo, and P. Sartor. Optimal design of a multi-layer network an ip/mpls over dwdm application case. 2013.

[112] M. Rožman. Designing different models of robust ip/mpls over dwdm networks. *International Journal of Computer Science and Telecommunications*, 2(8):12–18, 2011.

[113] R. Sabella, M. Settembre, G. Oriolo, F. Razza, F. Ferlito, and G. Conte. A multilayer solution for path provisioning in new-generation optical/mpls networks. *Journal of lightwave technology*, 21(5):1141, 2003.

[114] L. Sahasrabuddhe, S. Ramamurthy, and B. Mukherjee. Fault management in ip-over-wdm networks: Wdm protection versus ip restoration. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(1):21–33, 2002.

[115] M. Scheffel, R. G. Prinz, C. G. Gruber, A. Autenrieth, and D. A. Schupke. Optimal routing and grooming for multilayer networks with transponders and muxponders. In *GLOBECOM*, 2006.

[116] M. Shiva Kumar and P. Sreenivasa Kumar. Static lightpath establishment in wdm networks—new ilp formulations and heuristic algorithms. *Computer Communications*, 25(1):109–114, 2002.

[117] H. Simonis. Solving the static design routing and wavelength assignment problem. In *Recent Advances in Constraints*, pages 59–75. Springer, 2011.

[118] H. Siregar, H. Takagi, and Y. Zhang. Efficient routing and wavelength assignment in wavelength-routed optical networks. In *Proc. 7th Asia-Pacific Network Oper. and Mgmt Symposium*, pages 116–127, 2003.

[119] N. Skorin-Kapov. Routing and wavelength assignment in optical networks using bin packing based algorithms. *European Journal of Operational Research*, 177(2):1167–1179, 2007.

[120] K. Steiglitz and C. H. Papadimitriou. Combinatorial optimization: Algorithms and complexity. *Printice-Hall, New Jersey*, 1982.

[121] S. Subramaniam and R. A. Barry. Wavelength assignment in fixed routing wdm networks. In *IEEE International Conference on Communications, ICC'97 Montreal, Towards the Knowledge Millennium*, volume 1, pages 406–410. IEEE, 1997.

[122] H. Toussaint. Introduction au branch cut and price et au solveur scip (solving constraint integer programs). *ISIMA*, 2013.

[123] I. Tsirilakis, C. Mas, and I. Tomkos. Cost comparison of ip/wdm vs. ip/otn for european backbone networks. In *Proceedings of 7th International Conference on Transparent Optical Networks*, volume 2, pages 46–49. IEEE, 2005.

[124] Tunisie Telecom. `http://www.cmf.org.tn/pdf/informations_ste/doc_ref_cmf/doc_reference_TT_2010.pdf`, 2010.

[125] A. Urra i Fàbregas et al. *Multi-layer survivability: routing schemes for GMPLS-based networks*. Universitat de Girona, 2006.

[126] S. Verbrugge, D. Colle, M. Pickavet, and P. Demeester. Anticipating on future evolutions during the network planning process. In *Optical Fiber Communication Conference*, page WQ5. Optical Society of America, 2003.

[127] B. Vignac, B. Jaumard, and F. Vanderbeck. A hierarchical optimization approach to optical network design where traffic grooming and routing is solved by column generation. In *Proc. INOC*, 2009.

[128] H. Wang and G. N. Rouskas. Traffic grooming in optical networks: Decomposition and partial linear programming (lp) relaxation. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 5(8):825–535, 2013.

[129] J. Wang, W. Cho, V. R. Vemuri, and B. Mukherjee. Improved approaches for cost-effective traffic grooming in wdm ring networks: Ilp formulations and single-hop and multihop connections. *Journal of Lightwave Technology*, 19(11):1645, 2001.

[130] M. Xia, M. Tornatore, Y. Zhang, P. Chowdhury, C. Martel, and B. Mukherjee. Greening the optical backbone network: A traffic engineering approach. In *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 1–5. IEEE, 2010.

[131] C. Xin, B. Wang, X. Cao, and J. Li. Logical topology design for dynamic traffic grooming in wdm optical networks. *Journal of lightwave technology*, 24(6):2267, 2006.

[132] Yan, Melissa. `http://math.mit.edu/~rothvoss/18.304.3PM/Presentations/1-Melissa.pdf`.

[133] E. Yetginer and G. N. Rouskas. Power efficient traffic grooming in optical wdm networks. In *Global Telecommunications Conference, 2009. GLOBECOM 2009. IEEE*, pages 1–6. IEEE, 2009.

[134] S. B. Yoo. Wavelength conversion technologies for wdm network applications. *Journal of Lightwave Technology*, 14(6):955–966, 1996.

[135] H. Zang, J. P. Jue, B. Mukherjee, et al. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. *Optical Networks Magazine*, 1(1):47–60, 2000.

[136] H. Zang, J. P. Jue, L. Sahasrabuddhe, R. Ramamurthy, and B. Mukherjee. Dynamic lightpath establishment in wavelength routed wdm networks. *Communications Magazine, IEEE*, 39(9):100–108, 2001.

[137] X. Zhang and C. Qiao. Wavelength assignment for dynamic traffic in multi-fiber wdm networks. In *Proceedings of 7th International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 479–485. IEEE, 1998.

[138] C. Zhao and J. Hu. Traffic grooming for wdm rings with dynamic traffic, 2003.

[139] Q. Zheng and G. Mohan. Multi-layer protection in ip-over-wdm networks with and with no backup lightpath sharing. *Computer Networks*, 50(3):301–316, 2006.

[140] K. Zhu and B. Mukherjee. Traffic grooming in an optical wdm mesh network. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(1):122–133, 2002.

[141] zylyz. `fr.scribd.com/doc/13803721/SDH-Protection`, 2009.