

Titre: Routage et affectation de longueurs d'onde dans les réseaux optiques avec/sans conversion de longueurs d'onde
Title:

Auteur: Xiao Yu
Author:

Date: 2005

Type: Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis

Référence: Yu, X. (2005). Routage et affectation de longueurs d'onde dans les réseaux optiques avec/sans conversion de longueurs d'onde [Master's thesis, École Polytechnique de Montréal]. PolyPublie. <https://publications.polymtl.ca/7691/>
Citation:

 **Document en libre accès dans PolyPublie**
Open Access document in PolyPublie

URL de PolyPublie: <https://publications.polymtl.ca/7691/>
PolyPublie URL:

Directeurs de recherche: Brigitte Jaumard
Advisors:

Programme: Unspecified
Program:

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ROUTAGE ET AFFECTATION DE LONGUEURS
D'ONDE DANS LES RÉSEAUX OPTIQUES AVEC/SANS
CONVERSION DE LONGUEURS D'ONDE

Xiao Yu

DÉPARTEMENT DE GÉNIE ÉLECTRIQUE
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLOME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES
(GÉNIE ÉLECTRIQUE)

Décembre 2005

©Xiao Yu, 2005.



Library and
Archives Canada

Bibliothèque et
Archives Canada

Published Heritage
Branch

Direction du
Patrimoine de l'édition

395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Your file *Votre référence*
ISBN: 978-0-494-16868-4
Our file *Notre référence*
ISBN: 978-0-494-16868-4

NOTICE:

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

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

AVIS:

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

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

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

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

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

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


Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé :

ROUTAGE ET AFFECTATION DE LONGUEURS
D'ONDE DANS LES RÉSEAUX OPTIQUES AVEC/SANS
CONVERSION DE LONGUEURS D'ONDE

présenté par : Yu Xiao

en vue de l'obtention du diplôme de : MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES

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

M. Gourdeau Richard, Ph. D., président

Mme. Jaumard Brigitte, D. Sc, D. Hab., membre et directeur de recherche

M. Soriano Patrick, Ph. D., membre

REMERCIEMENTS

Je voudrais tout d'abord remercier ma directrice de recherche, Mme. B. Jaumard pour avoir cru que je pouvais mener à bien ce travail et pour sa patience dans les moments difficiles.

Je remercie également M. S. Patrick et M. G. Richard pour les corrections et mes collègues Serge Bisailon, François Guertin, Christophe Meyer, Babacar Thiongane, Maurice Morel, Alain Régnier, Jonathan Dumas, Benoit Pralong, Romain Gaucher, Jean-Philippe Doyon, Raha Pooyania, Yannick Solari, Tekogan Hemazro, Daniel Charbonneau, Pierre Girard, Luc Rocheleau, Josée Vignola, Moïra Warner et tous les collègues du Laboratoire de Recherche et du Laboratoire du Centre de Recherche sur les transports (CRT), pour leurs critiques et leurs conseils. Merci tout spécialement à Désiré.

Ma reconnaissance va également à mes parents, pour tous les sacrifices qu'ils ont faits pour moi. Merci à ma sœur pour son soutien permanent et son encouragement.

Merci beaucoup à tout le monde!

RÉSUMÉ

Au cours des dernière années, l'Internet et les réseaux de télécommunications sont devenus très populaires partout dans le monde. Les applications comme le multimédia, les vidéoconférences et les messageries vocales font maintenant partie de notre quotidien, mais toutes ces applications requièrent de très grandes bandes passantes dans les réseaux. Avec les nouvelles technologies DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing) et les réseaux optiques, nous avons besoin de méthodes de routage et d'affectation de longueurs d'onde (RWA) efficaces pour affecter les connexions dans les réseaux optiques. Beaucoup de travaux ont été réalisés dans ce domaine. Le problème RWA est NP-Complet. Plusieurs méthodes heuristiques ont été proposées. Dans ce mémoire, nous modélisons le problème RWA comme une extension du problème de coloriage de graphe, soit le problème généralisé de partitions de coloriage (GPCP-Generalized Partition Coloring Problem). Nous avons conçu une heuristique à deux phases avec deux phases interactives pour réaliser le routage et l'affectation de longueurs d'onde. En pratique, cette heuristique permet très souvent de trouver les solutions optimales ou sinon des solutions très proches de la solution optimale. Dans ce mémoire, nous montrons que la conversion de longueur d'onde est peu utile dans le cas général pour des matrices de trafic statique. Aussi, nous avons construit plusieurs matrices de trafic particulières, avec lesquelles les solutions optimales sont différentes suivant que l'on suppose l'utilisation ou pas de dispositifs permettant la conversion de longueurs d'onde.

ABSTRACT

In the recent years, the Internet and the networks become very popular all over the world. Applications such as multimedia, videoconferences, voice messages have become part of our daily life. But all these applications require very large bandwidths in transmission networks. With the new technology DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing) and the optical networks, we need efficient Routing and Wavelength Assignment (RWA) methods to arrange the connections in the optical networks. A lot of research work has been done in the domain. The RWA problem has been proved to be NP-Complete. So many heuristic methods have been proposed. In this thesis, we solve the RWA problem as an extension of the Graph Coloring Problem, namely the Generalized Partition Coloring Problem (GPCP). We designed a two phase heuristic with two interactive phases for respectively the routing and the wavelength assignment. We show that in practice the heuristic often finds the optimal solution or an almost optimal one. We also showed that the conversion is not so useful in general when applied to the static traffic case. However, we can construct particular traffic matrices, for which, there exists a gap between the optimal solutions whether we use conversion or no conversion features.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS	iv
RÉSUMÉ	v
ABSTRACT	vi
TABLE DES MATIÈRES	vii
LISTE DES FIGURES	ix
CHAPITRE 1 : INTRODUCTION	1
1.1 : Définitions et concepts de base	2
1.2 : Problématique	4
1.3 : Objectifs de recherche	5
1.4 : Méthodologie proposée	6
CHAPITRE 2 : REVUE DE LA LITTÉRATURE	7
2.1 : Caractéristiques de base des réseaux optiques	7
2.2 : Routage	8
2.3 : Affectation de longueurs d'onde	10
2.4 : Utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage	12
2.4.1 : Utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage pour les réseaux symétriques	13
2.4.2 : Utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage pour les réseaux asymétriques	14
CHAPITRE 3 : HOW MUCH WAVELENGTH CONVERSION ALLOWS A REDUCTION IN THE BLOCKING RATE?	16
3.1 : Abstract	17
3.2 : Introduction	17
3.2.1 : Literature Review	18
3.2.2 : Contribution	19

3.3 : Problem Statement	21
3.3.1 : Network Topology and Traffic Model	21
3.3.2 : Single Hop RWA Problem	22
3.3.3 : Multi Hop RWA Problem	23
3.4 : Generalized Coloring and Generalized Partition Problems	24
3.4.1 : The Generalized Coloring Problem	24
3.4.2 : The Partition Coloring Problem	25
3.4.3 : The Generalized Partition Coloring Problem	25
3.4.4 : Correspondence between the GPCP and the Single Hop RWA Problem	26
3.5 : The RWA_GPCP Tabu Algorithm for the Single Hop RWA Problem	27
3.5.1 : Building a First Solution	27
3.5.2 : The RWA_GPCP_SH Algorithm	29
3.6 : The GPCP Tabu Algorithm for the Multi Hop RWA Problem	34
3.7 : Mathematical Model	38
3.7.1 : Mathematical Formulation	38
3.7.2 : Reduction Tests	42
3.8 : Numerical Results	44
3.8.1 : Traffic and Network Instances	44
3.8.2 : Single-Hop RWA	45
3.8.3 : Multi-Hop RWA : Classical Instances	45
3.9 : How to build instances with a conversion gap?	46
3.9.1 : Building Particular Instances for the Symmetrical Model	47
3.9.2 : Building Particular Instances for the Asymmetrical Model	54
3.9.3 : Performance of the TABU_GPCP heuristic on the particular in- stances	58
3.10 : Conclusions	58
CHAPITRE 4 : DISCUSSION GÉNÉRALE	60
CHAPITRE 5 : CONCLUSION ET RECOMMANDATIONS	63

TABLE DES FIGURES

FIG. 1.1 : Exemple de réseau optique	2
FIG. 2.1 : Exemple de matrice de trafic symétrique	13
FIG. 2.2 : Exemple de l'utilité de la conversion pour le réseau symétrique	13
FIG. 2.3 : Exemple de matrice de trafic asymétrique	14
FIG. 2.4 : Exemple de l'utilité de la conversion pour le réseau asymétrique	15
FIG. 3.1 : Flow Chart of the RWA_GPCP_MH heuristic	38
FIG. 3.2 : Some conversion gap configurations in the symmetrical case .	48
FIG. 3.3 : NSF - Symmetrical Traffic	51
FIG. 3.4 : EON95 - Symmetrical Traffic	52
FIG. 3.5 : An \mathcal{H} -graph	54
FIG. 3.6 : NSF - Asymmetrical Traffic	55
FIG. 3.7 : EON95 - Asymmetrical Traffic	56

CHAPITRE 1 : INTRODUCTION

Depuis les années 1990, les réseaux de communication sont de plus en plus importants dans le monde. Énormément d'informations sont transmises sur les réseaux de communication. Par exemple, Internet et les vidéoconférences sont très populaires partout dans le monde. Avec l'ajout de beaucoup d'autres utilisations, il y a un besoin grandissant de capacité dans les réseaux. Dans cette situation, le réseau optique devient un choix de prédilection pour les applications multimédia de la prochaine génération, car les réseaux optiques sont des réseaux de télécommunication de grande capacité basés sur les technologies de fibre optique et des composantes de routage. Les réseaux optiques ont plusieurs avantages : une faible atténuation, c'est-à-dire que les signaux restent fiables sur de grandes distances ; une grande largeur de bande passante, c'est-à-dire que les réseaux optiques peuvent transférer un grand nombre de signaux en même temps ; et une bonne sécurité, c'est-à-dire, les signaux transférés sont difficiles à intercepter.

Pour permettre l'utilisation de la fibre optique en télécommunication, une nouvelle technologie de traitement des signaux est nécessaire. La technologie WDM (multiplexage par répartition en longueurs d'onde) est une technique qui permet de combiner des signaux ensemble et de les transférer dans même une fibre. Cette technologie permet de transférer des signaux avec une grande largeur de bande passante. La technologie la plus récente est la technologie de multiplexage dense en longueurs d'onde DWDM. Cette technologie, issue de la technologie WDM, offre une meilleure largeur de bande passante.

Les capacités des réseaux sont grandes, mais elles ne sont pas suffisantes par rapport aux besoins actuels. Pour résoudre ce problème sans avoir à changer les infrastructures des réseaux, on a commencé à étudier le problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde dans les réseaux optiques à partir des années 1980 ans.

1.1 Définitions et concepts de base

Les réseaux optiques sont des réseaux de télécommunications de haute capacité basés sur la technologie fibre optique. Ils sont constitués de nœuds (serveurs) interconnectés par des liens (fibres optiques). L'ensemble des nœuds d'un réseau optique ainsi que les arêtes qui les lient définissent la topologie physique du réseau [6]. La Figure 1.1 est un exemple de réseau optique comportant cinq nœuds et six liens de fibre optique.

Il existe deux types de fibres optiques. Le premier type est la fibre multimode, ou

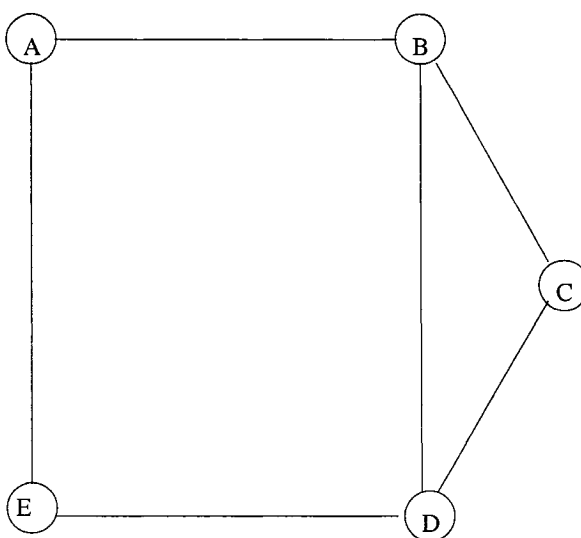


FIG. 1.1 – Exemple de réseau optique

MMF (MultiMode Fiber), qui est composée d'un cœur avec un diamètre variant entre 50 et 85 microns. Elle est principalement utilisée dans les réseaux locaux ne s'étendant pas sur plus de deux kilomètres. Le second type de fibre optique est la fibre monomode, ou SMF (Single Mode Fiber), dont le cœur extrêmement fin a un diamètre de neuf microns. Les fibres monomodes, les plus récentes, sont compatibles avec la technologie de DWDM. Ce sont celles que l'on utilise sur les liaisons à longue portée dont elles peuvent soutenir les hauts débits sur des distances de 600 à 2000 km.

Une connexion du réseau est un lien entre les nœuds du réseau. Les connexions du réseau existent à deux niveaux différents :

1. Les connexions physiques concernent les câbles et les connecteurs (utilisés pour créer la topologie physique du réseau) et les machines reliées. En établissant un réseau, on doit d'abord établir les raccordements physiques.
2. Les connexions logiques sont les connexions entre les nœuds principaux seulement sur les réseaux globaux. Dans ces réseaux, on assemble les nœuds auxiliaires à un nœud principal. Les réseaux se construisent par les nœuds principaux et les liens entre les nœuds.

On considère deux types de réseau : symétrique ou asymétrique.

1. un réseau est dit symétrique si toutes les connexions logiques du réseau sont bidirectionnelles.
2. un réseau est dit asymétrique si toutes les connexions logiques du réseau sont unidirectionnelles.

Remarque : un réseau asymétrique peut avoir une connexion logique du nœud A au nœud B et avoir une autre connexion logique du nœud B au nœud A. Il s'agit dans ce cas de deux connexions logiques distinctes.

Dans un réseau de télécommunication, l'ensemble des opérations effectuées pour diriger les trafics entrants d'une source vers une destination en respectant les caractéristiques du trafic et les restrictions liées au réseau est appelé routage [49]. Le problème du routage consiste à trouver un chemin qui satisfait certaines conditions. Le problème d'affectation de longueurs d'onde vise à déterminer une longueur d'onde disponible pour établir une connexion dans un réseau optique.

Une connexion est acceptée si, dans le réseau, avec les méthodes de routage et d'affectation de longueurs d'onde, on peut trouver un chemin avec une longueur d'onde valide aussi bien dans le cas des réseaux sans conversion, que dans celui des réseaux avec conversion. Le chemin est constitué d'une séquence d'arcs joignant la source à la destination. Une longueur d'onde n'utilise pas plus d'une fois le même arc, c'est-à-dire une longueur d'onde valide.

1.2 Problématique

Dès les années 1840, les gens ont commencé à penser à l'utilisation de la lumière pour transmettre l'information. Plusieurs recherches portant sur l'utilisation de la lumière pour transmettre l'information ont été effectuées. En 1930, Mr. Heinrich Lamm a relaté qu'il avait réussi à envoyer une image sur une courte distance par un faisceau de fibres. Dans les années 1960, la bande passante était 1000 dB (décibel)/ par kilomètre. Aujourd'hui, la bande passante est de 2.5 Tb (Tera bits)/par seconde. La capacité de la fibre optique est beaucoup plus performante qu'avant. Depuis les années 1990, les réseaux optiques deviennent les principaux réseaux de communication. Afin d'utiliser la bande passante du réseau optique plus efficacement, les gens ont commencé à étudier le problème de routage et le problème d'affectation de longueurs d'onde. Plusieurs méthodes ont été proposées pour résoudre ces problèmes.

Lorsque deux nœuds du réseau communiquent, ils échangent des informations. On dit qu'il y a un trafic entre ces nœuds. Le trafic entre ces deux nœuds correspond à une demande de communication. Le nœud d'où part la demande est appelé source et celui à qui les informations sont destinées est le nœud destination. Dans les recherches, il existe deux modèles de trafic : trafic statique et trafic dynamique. Dans le modèle de trafic statique, l'ensemble des demandes à satisfaire est connu à l'avance et ne varie pas. Cet ensemble est appelé matrice de trafic et contient pour chaque paire source-destination le nombre de demandes à satisfaire. Dans le modèle de trafic dynamique, les demandes entre deux nœuds source et destination arrivent dans le réseau une à la fois et sont caractérisées par une date de début et une date de fin.

En ce qui concerne notre recherche, nous ne considérons que les problèmes sur des réseaux optiques avec des matrices de trafic statiques. Nous focalisons sur le routage et sur l'affectation de longueurs d'onde (avec ou sans conversion) dans un réseau optique. Dans la littérature, ce type de problème est appelé routage et d'affectation de longueurs d'onde (Routing and Wavelength Assignment, RWA). Le problème RWA a été démontré NP-complet [28]. Dans une approche statique du problème de RWA, l'objectif est souvent de maximiser le nombre de requêtes acheminées étant donné un nombre de longueurs d'onde disponibles sur chaque fibre ou, de minimiser

le nombre de longueurs d'onde nécessaires pour satisfaire un ensemble de demandes de connexions.

Dans un réseau optique, on connaît la topologie physique du réseau, c'est-à-dire que l'on connaît le nombre de nœuds et les positions de ces nœuds. Dans ces réseaux optiques, les nœuds de service sont prédéterminés. Un nœud de service est un nœud qui peut convertir une longueur d'onde en une autre longueur d'onde. Les nœuds adjacents sont aussi prédéterminés. Ce sont les nœuds qui sont liés par une fibre optique sans qu'il n'y ait de nœud intermédiaire entre deux nœuds adjacents. Dans ces réseaux la capacité de chaque fibre est fixée.

Dans notre recherche, nous étudions deux hypothèses sur le trafic. Pour le trafic symétrique, nous considérons des réseaux modélisés par des graphes non orientés, c'est-à-dire avec des arêtes pour représenter les fibres optiques. Pour le trafic asymétrique, nous considérons des réseaux modélisés par des graphes orientés, c'est-à-dire avec une paire d'arcs, un dans chaque direction, pour les paires de sommets reliés par une fibre optique. Pour les tests, nous utiliserons la topologie des réseaux NSF[58], EON04[4], EON95[53] et Brésil[62].

1.3 Objectifs de recherche

L'évaluation de la performance d'un routage optique et l'affectation de longueurs d'onde peuvent être effectués suivant différentes approches. Par exemple, elles peuvent se focaliser sur le nombre maximal de connections qui sont établies. Elles peuvent aussi estimer la souplesse face à un événement extérieur comme par exemple une panne, la demande d'une connexion supplémentaire, etc. L'objectif principal de ce mémoire est de proposer une solution au problème de RWA statique, qui permettrait de maximiser le nombre de demandes satisfaites. Plus précisément, nous développerons des méthodes pour le routage et l'affectation de longueurs d'onde dans les deux cas suivants : dans le premier cas, on considère qu'il n'y a pas de conversion dans le réseau et dans l'autre, on considère qu'il y a de la conversion. Ces méthodes seront

alors testées sur différentes topologies de réseaux et instances de trafic, générales et particulières, afin, d'une part, d'évaluer les performances de l'algorithme, et d'autre part, d'évaluer l'avantage d'utiliser de la conversion de longueurs d'onde.

1.4 Méthodologie proposée

Afin d'atteindre les objectifs de la recherche, nous présenterons dans un premier temps un modèle mathématique du problème basé sur les travaux développés par [2] que nous modifions pour inclure la possibilité de chemins optiques utilisant plusieurs longueurs d'onde. Par la suite, nous présenterons plusieurs méthodes de routage et d'affectation de longueurs d'onde en utilisant le parallèle entre le problème RWA et la théorie des graphes, en particulier le coloriage de graphes.

CHAPITRE 2 : REVUE DE LA LITTÉRATURE

2.1 Caractéristiques de base des réseaux optiques

La technologie des réseaux optiques est utilisée entièrement dans les infrastructures de réseaux de télécommunication partout dans le monde. Que ce soit Internet, les vidéos conférences ou bien la télévision à haute définition (HDTV), les services multimédias demandent de plus en plus de bande passante sur les réseaux optiques. En même temps que les services multimédias se sont développés, la vitesse des réseaux a augmenté de 1 Gb/s jusqu' à 10 Gb/s et sera probablement à 40 Gb/s très bientôt. La capacité totale de la bande passante d'une fibre optique standard est énorme. Certaines ont une capacité de 2.5Tb/s. Il est très difficile d'exploiter les fibres optiques en n'utilisant qu'une seule longueur d'onde.

Deux technologies récentes ont permis de mieux utiliser la capacité de la bande passante des fibres optiques. La première, la technologie WDM (Wavelength-Division-Multiplexing) est une méthode qui envoie plusieurs faisceaux lumineux avec des longueurs d'ondes différentes simultanément dans le noyau de la fibre optique [13]. La seconde, la technologie avec un amplificateur de fibre dopé à l'erbium (erbium-doped fiber amplifier, EDFA) amplifie des signaux avec plusieurs longueurs d'onde différentes simultanément [13]. La technologie WDM est conceptuellement similaire à la technologie de multiplexage par division de fréquence de signaux électriques (Frequency-Division-Multiplexing, FDM). La technologie FDM est utilisée pour transmettre plusieurs signaux de radio canaux ensemble par voie aérienne ou plusieurs canaux de télévision par câble [13]. La technologie WDM est une technologie qui permet de multiplier le nombre de signaux en modulant chaque signal par une longueur d'onde différente. Ces longueurs d'onde différentes sont ensuite recombinaées. Elles sont ensuite transmises simultanément par une seule fibre optique (SMF - single mode fiber) [13]. La technologie WDM a besoin de multiplexeurs et de démultiplexeurs pour

assembler et désassembler les signaux optiques. Il a été démontré qu'une amélioration de la technologie WDM nommée multiplexage par division de longueurs d'onde dense (Dense Wavelength Division Multiplexing, WDM) permettait d'utiliser plus de 60 longueurs d'onde par fibre, avec chaque longueur d'onde transmettant jusqu'à 40 Gb/s de données [48]. Ainsi, avec cette réalisation la capacité totale de transmission atteint plus de 2.5 Tb/s.

Avec la technologie WDM, chaque signal utilise uniquement une longueur d'onde et le routage du réseau est basé sur cela. La même longueur d'onde peut être employée tout au plus une fois dans n'importe quel lien, un lien étant la fibre optique entre deux nœuds dans un réseau optique. Sinon, un conflit de longueur d'onde se produit : si la même longueur d'onde est utilisée par deux connexions sur un même lien alors le réseau ne peut pas faire la différence entre les deux connexions. Trouver la meilleure configuration en termes de route et d'affectation de longueurs d'onde pour chaque requête entre une source et une destination correspond au problème de Routage et Affectation de Longueurs d'Onde (noté problème RWA).

2.2 Routage

Compte-tenu de la difficulté de résolution du problème RWA (i.e., problème NP-Complet). Les techniques de résolution utilisées procèdent souvent à une séparation en deux sous problèmes : le problème de routage et le problème d'affectation de longueurs d'onde.

Pour chaque lien du réseau, il y a une contrainte de capacité. La capacité d'un lien est le nombre de connexions qui permettent passer par ce lien. Dans ce mémoire, la contrainte de capacité pour chaque lien est supposée la même. Le problème de routage consiste à maximiser le nombre de connexions acceptées ou de façon équivalente, à minimiser le taux de blocage sous les contraintes de capacité. Le taux de blocage est le pourcentage de connexions qui ne peuvent pas être acceptés parmi toutes les connexions. Le problème de routage est aussi un problème NP-Complet.

Pour le problème de routage, il y a trois approches principales de résolution : l'algorithme de routage fixe [25][47][60] ; l'algorithme de routage alternatif [25] et l'algorithme de routage dynamique [25][29][42]. Dans l'algorithme de routage fixe, un raccordement entre une paire de nœuds utilise toujours le même chemin. Kovacevic et Acampora [47] ont comparé la performance de deux versions de l'algorithme de routage fixe : avec et sans conversion de longueurs d'onde. Cet article nous montre que l'algorithme de routage fixe sans conversion de longueurs d'onde est moins performant que l'algorithme avec conversion. De plus, selon les résultats, l'algorithme de routage fixe est moins performant que l'algorithme de routage dynamique.

Dans l'algorithme de routage dynamique, plusieurs chemins sont disponibles pour chaque paire source-destination. Pour choisir un chemin, le nombre de longueurs d'onde disponibles est examiné et l'on choisit le statut d'utilisation des longueurs d'onde dans le réseau entier en même temps.

Dans l'algorithme de routage alternatif, il y a deux chemins disponibles pour chaque demande : le chemin primaire et le chemin secondaire. S'il n'y a aucune longueur d'onde disponible sur le chemin primaire, le chemin secondaire est examiné pour chercher la longueur d'onde disponible. Si la longueur d'onde est disponible, la connexion est établie selon le chemin secondaire.

Harai, Murata et Miyahara [25] ont comparé les trois algorithmes. Selon leurs résultats, l'algorithme de routage dynamique est le plus complexe dans le sens qu'il est un peu plus difficile à implémenter et qu'il prend plus temps pour la résolution du problème, mais il possède la meilleure performance. Li et Somani [42] ont proposé deux nouvelles méthodes de routage dynamique : la méthode de routage "fixed-paths least-congestion" (FPLC) et la méthode de routage "dynamic routing by using neighborhood information". Les auteurs les ont comparées avec la méthode de routage alternatif en employant le plus court chemin. Le plus court chemin est une méthode qui trouve toujours un chemin qui a le plus petit nombre de liens dans un réseau. Les résultats numériques montrent que la méthode de routage FPLC avec la méthode de "First-fit", une méthode d'affectation de longueur d'onde, est significativement meilleure que la méthode de routage alternatif. La méthode de routage "dynamic routing by using neighborhood information" réalise également une bonne

performance comparée à l'algorithme de routage alternatif avec la méthode de routage de plus court chemin.

2.3 Affectation de longueurs d'onde

Le deuxième sous-problème du problème RWA est le problème d'affectation de longueurs d'onde. Pour définir le problème d'affectation de longueurs d'onde, les définitions suivantes sont nécessaires. Un chemin optique (lightpath) est un chemin reliant la source à la destination dans un réseau optique. Un chemin monochromatique (Wavelength Path, WP (def [68] p.69)), est un chemin optique avec une seule longueur d'onde de bout-en-bout dans un réseau. Un chemin optique se décompose en un ou plusieurs sous-chemins ou chemins monochromatiques.

Le problème d'affectation de longueurs d'onde est défini comme suit : dans un réseau optique, pour un certain nombre de chemins optiques, existe-t-il une affectation de longueurs d'onde pour chaque chemin ou sous-chemin (i.e. pour un réseau avec conversion) de façon à ce que deux chemins (ou sous-chemins) n'aient pas la même longueur d'onde sur un même lien ? Un réseau avec conversion, est un réseau dans lequel tous les nœuds ou certains nœuds du réseau ont la capacité de changer une longueur d'onde en une autre longueur d'onde. On distingue deux types de conversion pour les nœuds : la première, c'est la conversion entière du nœud, c'est-à-dire, le nœud peut convertir chacune des longueurs d'onde en une autre longueur d'onde. L'autre cas est celui de la conversion partielle du nœud, le nœud peut convertir seulement un certain nombre de longueurs d'onde. De même, on distingue deux types de conversion pour les réseaux. Tout d'abord, la conversion entière du réseau, c'est-à-dire, tous les nœuds du réseau sont des nœuds avec une conversion entière. L'autre cas est celui de la conversion partielle du réseau, c'est-à-dire, un certain nombre de nœuds du réseau sont des nœuds avec une conversion entière ou avec une conversion partielle. Dans ce mémoire, nous ne considérons que la conversion entière sur les nœuds. L'objectif du problème d'affectation de longueurs d'onde est : soit maximiser le nombre de che-

mins colorés avec un nombre limité de longueurs d'onde, soit minimiser le nombre de couleurs ou le nombre de longueurs d'onde afin de colorer tous les chemins sans conflits.

Le problème d'affectation de longueur d'onde est un problème NP-Complet compte tenu de la contrainte qui interdit d'utiliser une même longueur d'onde pour deux connexions sur un même lien. Ce problème peut se résoudre par plusieurs méthodes, les plus courantes étant : l'algorithme de "Random-fit"[29][60], l'algorithme de "First-fit"[29][60], l'algorithme de "Most-used" [29][60], l'algorithme de "Min-product"[20][60], l'algorithme de "Max-sum" [60] et l'algorithme de "Relative capacity loss method" [73].

Dans l'algorithme de "Random-fit", un ensemble de longueurs d'onde pouvant être employées pour établir la connexion est d'abord déterminé. Ensuite, une de ces longueurs d'onde est aléatoirement choisie de manière équiprobable [29].

Dans l'algorithme de "First-fit", les longueurs d'onde sont numérotées. La longueur d'onde ayant le plus petit numéro est employée pour établir une connexion. L'idée de l'algorithme est de maximiser l'utilisation des longueurs d'onde de plus petits numéros de façon à ce que les longueurs d'onde ayant de plus grands numéros soient disponibles pour les longs chemins [29].

L'algorithme de "Most-used" pousse plus loin l'idée de l'algorithme de "First-fit", c'est-à-dire que, toutes les longueurs d'onde disponibles qui peuvent être employées pour établir une connexion sont considérées. La longueur d'onde qui a été utilisée le plus souvent est choisie pour établir la connexion [29].

L'algorithme de "Min-product" : c'est une méthode pour le réseau avec multifibres. Les chemins sont tout d'abord ordonnés suivant leurs longueurs d'arêtes. On calcule le minimum, pour chaque longueur d'onde, du produit de son nombre d'occurrences sur chacun des arcs des chemins sur lesquelles elle est utilisée. On retourne le plus petit indice d'une longueur d'onde satisfaisant le minimum de la fonction, disons λ_{min} . On affecte λ_{min} au chemin. On refait la mise-à-jour des chemins selon leurs longueurs [20]. Dans un réseau mono-fibre, l'algorithme de "Min-product" correspond à l'algorithme de "First-fit".

L'algorithme de "Max-sum" : suppose que le réseau est maillé et une nouvelle de-

mande arrive pour un chemin. Le but est d'affecter une longueur d'onde pour cette demande afin que le réseau soit dans un bon état après l'établissement de la connexion [60].

L'algorithme de "Relative Capacity Loss" : est basé sur l'algorithme de "Max-sum". Dans l'algorithme de RCL, des longueurs d'onde sont choisies pour minimiser la perte de capacité relative. L'idée de cet algorithme est de minimiser la perte de capacité même si cela ne correspond pas nécessairement au meilleur choix de la longueur d'onde [73]. Puis, Zhang et Qian [73] ont comparé avec l'algorithme de "First-fit", et l'algorithme de "Max-sum". Selon leurs résultats, l'algorithme de "Relative Capacity Loss Algorithm" possède une meilleure performance.

Dans l'article [29], Zhou et Yuan ont comparé les performances des algorithmes de "Random-fit", de "First-fit" et de "Most-used". L'algorithme de "Random-fit" est apparu comme étant le meilleur.

Subramaniam et Barry [60] ont comparé les performances des algorithmes de "Random-fit", de "First-fit", de "Most-used", de "Least Loaded heuristic", de "Min-product" et de "Max-sum". Selon leurs expériences, l'algorithme de "Max-sum" obtient meilleurs résultats.

2.4 Utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage

Ramaswami et Sasaki [56] ont étudié différents scénarios pour utiliser la conversion des longueurs d'onde dans un réseau. En particulier, ils se sont intéressés à l'utilité pour des réseaux spécifiques (i.e., les réseaux en étoile, les réseaux en forme d'anneaux et les réseaux en forme d'arbres). Ici, nous présentons deux exemples simples pour expliquer l'utilité de la conversion dans des réseaux symétriques ou des réseaux asymétriques.

2.4.1 Utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage pour les réseaux symétriques

Exemple de réseau avec quatre nœuds et trois liens. On suppose que le nœud D possède une capacité de conversion. Il y a deux longueurs d'onde disponibles (i.e., λ_1 et λ_2). Nous avons la matrice de trafic de la figure 2.1 ci-dessous.

	A	B	C
A	—	1	1
B	—	—	1
C	—	—	—

FIG. 2.1 – Exemple de matrice de trafic symétrique

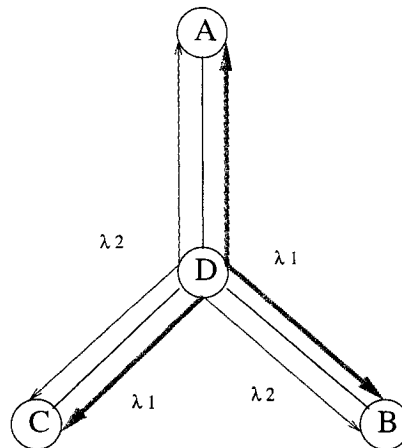


FIG. 2.2 – Exemple de l'utilité de la conversion pour le réseau symétrique

Si le réseau est sans conversion, la solution optimale correspond à l'acceptation de deux connexions. Le chemin AB peut utiliser la longueur d'onde λ_1 , le chemin AC peut utiliser la longueur d'onde λ_2 . Pour le chemin BC , on ne peut affecter ni la longueur d'onde λ_1 ni λ_2 . Cependant, pour le réseau avec conversion, la solution optimale correspond à l'acceptation de trois connexions. Pour le chemin BC , on peut le

séparer en deux sous-chemins, le sous-chemin BD et le sous-chemin CD (voir figure 2.2). On peut colorier le sous-chemin CD avec λ_1 et le sous-chemin BD avec λ_2 . Dans cet exemple, la capacité de réseau est augmentée de 50%. Ceci montre l'utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage dans un réseau symétrique.

2.4.2 Utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage pour les réseaux asymétriques

Exemple de réseau avec cinq nœuds et cinq liens. On suppose que le nœud A possède une capacité de conversion. Il y a deux longueurs d'onde disponibles (i.e., λ_1 et λ_2). Nous avons la matrice de trafic de la figure 2.3 ci-dessous.

	A	B	C	D	E
A	—	—	1	—	—
B	—	—	—	1	—
C	—	—	—	—	1
D	1	—	—	—	—
E	—	1	—	—	—

FIG. 2.3 – Exemple de matrice de trafic asymétrique

Si le réseau est sans conversion, la solution optimale correspond à l'acceptation de quatre connexions. Le chemin AC peut utiliser la longueur d'onde λ_1 , le chemin BD peut utiliser la longueur d'onde λ_2 , le chemin CE peut utiliser la longueur d'onde λ_1 , le chemin DA peut utiliser la longueur d'onde λ_2 . Pour le chemin EB , on ne peut affecter ni la longueur d'onde λ_1 ni λ_2 . Par contre, pour le réseau avec conversion, la solution optimale correspond à l'acceptation de cinq connexions. Pour le chemin EB , on peut le séparer en deux sous-chemins, le sous-chemin EA et le sous-chemin AB (voir la figure 2.4). On peut colorier le sous-chemin EA avec λ_1 et le sous-chemin AB avec λ_2 . Dans cet exemple, la capacité de réseau est augmentée de 25%. Ceci montre

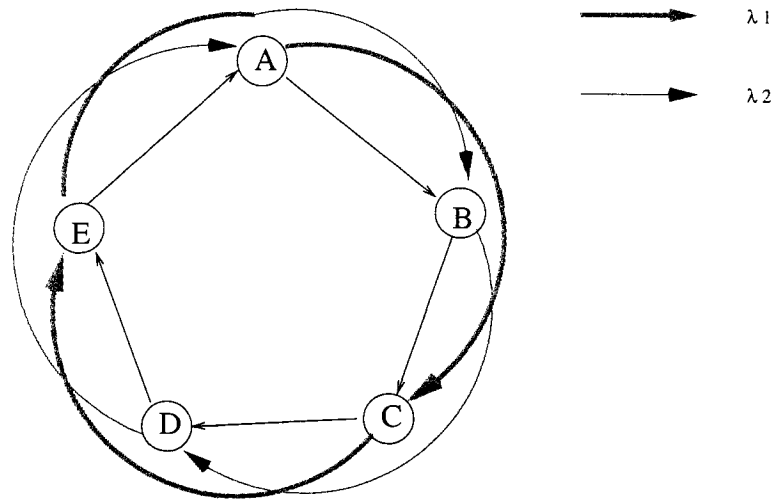


FIG. 2.4 – Exemple de l'utilité de la conversion pour le réseau asymétrique

l'utilité de la conversion pour réduire le taux de blocage dans un réseau asymétrique. Les exemples précédents nous permettent de voir que la conversion peut améliorer le taux de blocage dans certains réseaux. C'est une idée générale dans la littérature [56][69][72]. Cependant, les exemples que nous venons de présenter sont des exemples sur des réseaux spécifiques (i.e., réseau en étoile ou réseau en forme d'anneau). Dans ce mémoire, nous avons étudié la conversion pour des réseaux existants (i.e. réseau NSF, réseau EON95, réseau EON04 et réseau Brésil). Est-ce que la conversion peut améliorer le taux de blocage dans le cas général ? C'est ce que nous verrons dans le prochain chapitre.

CHAPITRE 3 : HOW MUCH WAVELENGTH CONVERSION ALLOWS A REDUCTION IN THE BLOCKING RATE ?

X. Yu

Department of Electrical Engineering
École Polytechnique de Montréal
C.P. 6079, succursale Centre-ville
Montréal (QC) H3C 3A7
Email : yuxiao@crt.umontreal.ca

B. Jaumard

CIISE - Concordia Institute for Information Systems Engineering
Concordia University
1455 boul. de Maisonneuve ouest, CB-410-12
Montréal (QC) H3G 1M8
Telephone : (514) 848-2424 # 5380
Email : bjaumard@ciise.concordia.ca

C. Meyer

Department of Computer Science and Operations Research
Université de Montréal
C.P. 6128, succursale Centre-ville
Montréal (QC) H3C 3J7
Email : christophe.meyer@gerad.ca

3.1 Abstract

We study the problem of routing and wavelength assignment (RWA) in a WDM optical network under different hop assumptions, i.e., with and without wavelength converters, considering the objective of minimizing the blocking rate. We design a heuristic with two interactive phases for respectively the routing and the wavelength assignment, which generalizes a previous algorithm by Noronha and Ribeiro (2005), based on a Tabu Search scheme using a partition coloring reformulation, for uniform traffic and single-hop connections. Considering non uniform traffic, we explore a reformulation of the RWA problem as a generalized partition coloring problem and develop a Tabu Search algorithm to solve it. We also explore how to integrate multi-hop connections, with the addition of conversion features at some or at all optical nodes. Experiments are done on several traffic and network instances. Most heuristic solutions are excellent as illustrated by the very small gap between the values provided by the heuristic and the optimal values of the linear relaxation. We next show that conversion features, although very often considered as an added value, are of little help to improve on the blocking rate except for some very particular traffic instances, even on realistic network topologies.

3.2 Introduction

All-optical wavelength-division multiplexed (WDM) networks are considered as highly promising for the next generation of wide-area backbone networks that will need to support hundreds and thousands of users, each operating at gigabits per second or even at terabits per second speed. In this paper, we consider a WDM optical network architecture with wavelength routers interconnected by point-to-point optical links, where connections can be set up by appropriately choosing either a single hop route or a multi-hop one with a limited number of conversions. We focus on the static problem of routing and wavelength assignment (RWA) with the objective of minimizing the

blocking probability, sometimes called max-RWA problem.

3.2.1 Literature Review

Single Hop rwa Problem

Numerous papers have already appeared on the RWA problem, see, e.g., Dutta and Rouskas [16], Zang, Jue and Mukherjee [78], Leonardi, Mellia and Marsan [44] for three surveys. Most of the earliest papers consider two-phase solution approaches where the routing and the wavelength assignment are decoupled. The first phase corresponds to a routing phase, either a fixed route strategy based on the computation of shortest routing paths or an alternate route strategy with, e.g., an ordered list of the r -shortest paths or a list of link-disjoint paths. The second phase deals with the wavelength assignment problem, very often reformulated as a graph coloring problem solved using different heuristic schemes, see, e.g., Hyytiä and Virtamo [27] for a comparison of some of them.

Some authors have also attempted to reformulate the max-RWA problem using integer linear programming (ILP) tools, with the advantage that the routing and wavelength assignment are then coupled. The first ILP formulations was investigated in Chen and Banerjee [7] and later, two additional ILP formulations were proposed in Krishnaswamy and Sivarajan [40]. An analytical and a computational comparison of these formulations and their upper bounds, together with other formulations proposed by, e.g., Coudert and Rivano [11], can be found in Jaumard *et al.* [34].

Multi Hop rwa Problem

Based on the intuition that converters can help to reduce the blocking rate, many authors have studied the multi-hop RWA problem, under various conversion assump-

tions, i.e., partial or complete. Several heuristics have been proposed as well as several ILP formulations, see, e.g., Wauters and Demeester [67], Xiao and Leung [75], Cinkler *et al.* [9], Schupke [61], Al-Fugaha *et al.* [1].

Few studies do however provide a clear comparison of single vs multi hop RWA solutions aiming at minimizing the blocking rate, often assuming there is an obvious advantage at using converters. For instance, Thiagarajan and Somani [65] as well as Tamarapalli and Srinivasan [64, 63] propose some wavelength converter placement algorithms while using an approximate estimation of the blocking probability assuming independence of the wavelength occupancy on each link. These last authors were then able to show a significant decrease of the blocking probability when introducing converters with their placement policies. Other studies (Chu, Li and Chlamtac [8], Jeong and Seo [35], Li, Chu and Sohraby [45], Xi, Arakawa and Murata [74]), using again blocking probability estimation tools, convey the same conclusion.

Conversely, few studies outlined a doubtful advantage of introducing converters on the blocking rate, see, e.g., Schupke [61] who obtained a similar blocking rate with no or few or full converters and charged it with low network utilization, Wauters and Demeester [67] made a similar observance. At last, some authors performed a thorough study on particular network topology with specific traffic instances, see, e.g., Ramaswami and Sasaki [57] or Erlebach and Stefanakos [19]. They did show some advantages of adding converters but did not extend their analytical study to mesh networks or arbitrary traffic instances.

3.2.2 Contribution

We propose a new algorithm, called RWA_GPCP, corresponding to an iterative two-phase heuristic, made of a routing phase interacting with a wavelength assignment phase. The two phases are called iteratively until no further improvement can be obtained on the blocking rate. Each phase uses the solution output by the previous phase to improve on the blocking rate. The wavelength assignment is reformulated

as a generalized partition coloring problem, extending the partition coloring problem formulation proposed by Noronha and Ribeiro [51]. It is solved by a Tabu Search meta-heuristic, a well known and efficient technique for solving highly combinatorial problems, see, e.g., the books of Glover and Laguna [22] or of Corne, Oates and Smith [10].

We then extend the RWA_GPCP to the multi hop case, i.e., allowing some conversion features at some or at all nodes. It is easy to see that wavelength converters can a priori help optimizing the bandwidth efficiency of a network : consider for example the 5-ring network $n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow n_3 \rightarrow n_4 \rightarrow n_5 \rightarrow n_1$ and assume that the connection requests are $n_1 \rightarrow n_3$, $n_2 \rightarrow n_4$, $n_3 \rightarrow n_5$, $n_4 \rightarrow n_1$ and $n_5 \rightarrow n_2$. Assume furthermore that 2 wavelengths are available. Without wavelength conversion, a maximum of four out of the five requests can be satisfied ; while using wavelength conversion at only one of the nodes, all requests can be satisfied.

Unfortunately, we observe in the extensive comparative experiments we made on large instances what was already observed by some authors (see, e.g., Wauters and Demeester [67], Karasan and Ayanoglu [36]) with heuristics or exact algorithms on small instances, that the advantage of wavelength conversion does not easily show up on real like network and traffic instances, while conversion features are still very expensive in the context of all-optical networks with OXC equipments. We next explore how to build traffic instances on particular and classical network topologies (e.g., NSF or EON95) for which conversion features are a real added value.

The paper is organized as follows. In Section 3.3 we detail the statement of the problem. The RWA_GPCP heuristic is described in Section 3.5 (for the single hop RWA problem) and 3.6 (for the multi hop RWA problem) after we recall the definitions of the partition coloring and the generalized partition coloring problems in Section 3.4. We next propose a new mathematical formulation in Section 3.7 that solves the RWA problem under different assumptions, single hop vs multi hops with the option of specifying the nodes that have partial or full conversion features. A first set of computational and comparative results are presented in Section 3.8 in order to evaluate the

added value of conversion on some classical traffic and network topology instances. Considering the unexpected negative results of the previous section, we explore the traffic and network patterns that can take advantage of conversion features. We next present some additional numerical results on some isolated or embedded special traffic patterns on classical network topologies that benefit from conversion features to reduce the blocking rate.

3.3 Problem Statement

3.3.1 Network Topology and Traffic Model

The optical network is represented by an oriented (resp. non oriented) multigraph $\mathcal{N} = (N, L)$ with node set $N = \{n_1, n_2, \dots, n_n\}$ where each node is associated with a node (switch or router) of the physical network, and an arc/edge set $L = \{\ell_1, \ell_2, \dots, \ell_m\}$ where each arc (resp. edge) is associated with a directional (resp. bidirectional) fiber and link, i.e., a fiber link, of the physical network. The case where \mathcal{N} is a directed multigraph will be referred to the asymmetrical one, while when \mathcal{N} is undirected, we will refer it to the symmetrical case.

The traffic is defined by a matrix $T = (T_{sd})$ where T_{sd} is the number of connections from n_s (source) to n_d (destination) (asymmetrical model) or between n_s (source) and n_d (destination) (symmetrical model). The set K defines the overall set of connection requests induced by the T matrix. The set of available wavelengths is denoted by $\Lambda = \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_W\}$ with $W = |\Lambda|$. Throughout the paper, we assume that all fiber links have the same capacity, i.e., the number W of available wavelengths. In the asymmetrical case, we denote by $\omega^+(n_i)$ (resp. $\omega^-(n_i)$) the set of outgoing (resp. incoming) links at node n_i , for $n_i \in N$. In the symmetrical case, we will make use of the $\text{neighbor}(n_i)$ sets, each containing the adjacent nodes of n_i , for $n_i \in N$. Let $\mathcal{SD} = \{(n_s, n_d) \in N \times N : T_{sd} > 0\}$ (resp. $\mathcal{SD} = \{\{n_s, n_d\} \in N \times N : T_{sd} > 0\}$)

and let $D_s = \{n_d \in N : T_{sd} > 0\}$ be the set of destination nodes for the connections originating at n_s . Let \mathcal{P}_{sd} the set of all possible paths for each pair (n_s, n_d) (resp. $\{n_s, n_d\}$) of source and destination nodes and $\mathcal{P} = \bigcup_{(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}} \mathcal{P}_{sd}$. In order to relieve the remainder of the presentation, we will now restrict the statement of the single and multi hop RWA problems and the description of the algorithms to the asymmetrical case as it is easy to deduce the adaptations to be made for the symmetrical case.

3.3.2 Single Hop RWA Problem

Given the physical topology of an optical network $\mathcal{N} = (N, L)$ together with link capacities, a set K of connection requests, the single hop routing and wavelength assignment problem with minimum blocking rate (single hop RWA for short) is defined as follows. For each connection request, we attempt to establish a lightpath, i.e., a path from its source to its destination where we can assign the same wavelength subject to the following set of constraints.

- *Wavelength clash constraints.* Two different lightpaths using the same fiber and link must have distinct wavelengths.
- *Fiber capacity constraints.* The number of lightpaths using the same link and fiber should not exceed the capacity of the fiber, i.e., the maximum number of wavelengths per fiber.
- *Wavelength continuity constraints.* Each lightpath is supported by the same wavelength from the source to the destination node.

Note that the fiber capacity constraints are redundant. Indeed, they are implied by the wavelength clash constraints. Nevertheless, we mention the fiber capacity constraints as they will be needed when we relax the wavelength clash constraints later on in the heuristic that will be proposed in Sections 3.5 and 3.6.

3.3.3 Multi Hop RWA Problem

The multi hop RWA problem involves wavelength conversions or signal regenerations on a different wavelength at some intermediate nodes. Unless conversion is performed optically (but this is still a highly expensive technology), it requires some delay and therefore the number of conversions or signal regenerations has to be limited to 2 or 3 in practice, in order to preserve the end-to-end delay requirements. In order to simplify the exposition, we will only mention conversion in the remaining part of the paper, although the models and algorithms that are proposed are also valid for, e.g., optical networks with interconnection equipments involving signal regeneration features such as MSPP - Multiservice Provisioning Platforms (see, e.g., Kartalopoulos [37]). We can distinguish different types of nodes where conversion can occur, the nodes with full wavelength conversion and the nodes with only partial wavelength conversion. In this paper however we assume full conversion abilities at the nodes where conversion is possible. Let N^{CONV} be the set of nodes at which conversion features are available.

Given the physical topology of an optical network $\mathcal{N} = (N, L)$ together with link capacities, a set K of connection requests, a set N^{CONV} of nodes with conversion features, the multi hop routing and wavelength assignment problem with minimum blocking rate (multi hop RWA for short) is defined as follows. For each connection request from n_s to n_d , we attempt to establish a lightpath, i.e., a sequence of wavelength paths where each wavelength path is defined by a subpath where we can assign the same wavelength and the set of subpaths define a path from n_s to n_d , subject to the following set of constraints.

- *Wavelength clash constraints.* Two different wavelength paths using the same fiber and link must have distinct wavelengths.
- *Fiber capacity constraints.* The number of lightpaths using the same link and fiber should not exceed the capacity of the fiber, i.e., the maximum number of wavelengths per fiber.
- *Hop constraints.* No more than n^{HOPS} conversions on a lightpath associated with a

connection request.

Again the fiber capacity constraints are implied by the wavelength clash constraints.

3.4 Generalized Coloring and Generalized Partition Problems

We assume the reader to be familiar with the classical coloring problem, otherwise please refer, e.g., to Berge [5] for its definition.

3.4.1 The Generalized Coloring Problem

The Generalized Coloring Problem, GCP for short, is defined as follows. Let $G = (V, E)$ be an undirected graph, where E is the set of edges and V is the set of nodes. Let \mathcal{C} be a set of W colors and T a given scalar. Each node $v \in V$ can receive more than one color : let $C(v) \subseteq \mathcal{C}$ be the color set associated with v . The generalized coloring graph problem consists in determining if there exists a node coloring such that :

- the color sets of two adjacent nodes are disjoint, i.e., $C(v_i) \cap C(v_j) = \emptyset$ for each edge $e_{ij} = (v_i, v_j) \in E$;
- the color demand $\sum_{v \in V} |C(v)| = T$ is satisfied.

Note that the generalized coloring of a graph can be such that $C(v) = \emptyset$ for some nodes $v \in V$, i.e., a node may receive no color.

This definition corresponds to the decision version of the GCP problem whereas in the optimization form, the last condition is expressed as follows :

- the color demand $\sum_{v \in V} |C(v)|$ is maximized.

3.4.2 The Partition Coloring Problem

The Partition Coloring Problem, denoted by PCP, was introduced by Li and Simha [46] and is defined as follows. Let $G = (V, E)$ be an undirected graph, where E is the set of edges and V is the set of nodes. Let V_1, V_2, \dots, V_q be a partition of V into q subsets, i.e., such that $V_1 \cup V_2 \cup \dots \cup V_q = V$ and $V_i \cap V_j = \emptyset$ for all $i \neq j, i, j = 1, 2, \dots, q$. Let C be a set of W colors. The Partition Coloring Problem (PCP) consists in determining if there exists a subset $V' \subseteq V$ such that :

- $|V' \cap V_i| = 1$ for $i = 1, 2, \dots, q$;
- the graph $G' = (V', E(V'))$ can be colored with W colors where $E(V') \subseteq E$ is the subset of edges of E linking nodes of V' .

If we do not want to introduce an additional graph G' as in Li and Simha [46], we can also define the PCP problem as follows : find a coloring of the nodes such that

$$\sum_{v \in V_i} |C(v)| = 1 \text{ for } i = 1, 2, \dots, q.$$

In order to solve the PCP problem, Li and Simha [46] developed some greedy heuristics that were later improved by a Tabu Search algorithm proposed by Noronha and Ribeiro [51].

3.4.3 The Generalized Partition Coloring Problem

We now introduce the Generalized Partition Coloring Problem, denoted by GPCP. It is defined as follows. Let $G = (V, E)$ be again an undirected graph, V_1, V_2, \dots, V_q a partition of V into q subsets, T_1, T_2, \dots, T_q the color demand associated with each node subset of the partition and W the number of available colors. The Generalized Partition Coloring Problem consists in maximizing the overall color demand

$$\sum_{i:V_i \in V} \sum_{v \in V_i} |C(v)|$$

subject to the color demand constraints : $\sum_{v \in V_i} |C(v)| \leq T_i$.

3.4.4 Correspondence between the GPCP and the Single Hop RWA Problem

We establish here the correspondence between the GPCP and the Single Hop RWA problem for the asymmetrical model.

Let us first introduce the wavelength clash graph $G_W = (V^P, E^P)$ where V^P is a node set partitioned into node sets V_{sd}^P for $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$, with

$$V_{sd}^P = \{r_p : p \text{ is an elementary path from } n_s \text{ to } n_d\}.$$

An edge $e = \{r_p, r_{p'}\} \in E^P$ exists between two nodes of V^P if the two corresponding paths p and p' share at least one fiber link. Solving the RWA problem with the objective of minimizing the blocking rate (i.e., maximizing the number of accepted connection requests) then amounts to solve a GPCP problem on the wavelength clash graph.

The fiber link capacity will be needed when relaxing the wavelength clash constraints in the heuristic described in Section 3.5.2. It is expressed as follows :

$$\sum_{p \in P(\ell)} |\Lambda(p)| \leq W \quad \ell \in L, \quad (3.1)$$

where $P(\ell)$ denotes the set of paths (e.g., nodes in the wavelength clash graph G_W) that contain the ℓ fiber link.

3.5 The rwa_gpcp Tabu Algorithm for the Single Hop rwa Problem

We develop a new heuristic for solving the single hop RWA problem based on a GPCP reformulation. In order to simplify the notations, the wavelength conflict graph that was introduced in the previous section will be denoted by $G = (V, E)$ from now on. Moreover, if it entails no confusion, the nodes of G will be denoted by p with a slight abuse of notation, instead of r_p .

3.5.1 Building a First Solution

We propose the INIT_GPCP algorithm for building a first solution to the RWA problem. It is a greedy heuristic that is a variant of the color degree heuristic of Li and Simha [46] and of Noronha and Ribeiro [51]. For a given solution S of the GPCP problem, let V^{select} be the set of nodes of G that have been assigned at least one color, or equivalently the set of routing paths selected for supporting at least one connection request (observe that a given path can support several requests, each on a different wavelength). The INIT_GPCP algorithm will build V^{select} iteratively, adding one color at a time to a given node color set. At an intermediate iteration, let us define the wavelength candidate set of a path p , denoted by $\Lambda_{\text{avail}}(p)$, as the set of available wavelengths for p taking into account the set $\Lambda(p)$ of wavelengths already assigned to p and the set of paths that are intersecting with p and that have already been assigned some wavelengths :

$$\Lambda_{\text{avail}}(p) = \Lambda \setminus \left(\Lambda(p) \cup \bigcup_{p' \in \text{neighbor}(p)} \Lambda(p') \right),$$

where $\text{neighbor}(p)$ is a set of paths corresponding to adjacent nodes in the wavelength clash graph, i.e., $p' \in \text{neighbor}(p)$ if p and p' share at least one common fiber link. We

next introduce the boolean variables satur_{sd} : satur_{sd} will be set to true if all paths of \mathcal{P}_{sd} are saturated, i.e., they cannot be assigned any additional wavelengths taking into account the wavelengths already assigned to them and their neighbors, and to false otherwise.

INIT_GPCP Algorithm

```

 $V^{\text{select}} \leftarrow \emptyset;$ 
 $\Lambda(p) \leftarrow \emptyset$  for all  $p \in V$ ;
 $\Lambda_{\text{avail}}(p) \leftarrow \{1, 2, \dots, W\}$  for all  $p \in V$ ;
 $\text{satur}_{sd} \leftarrow \text{.false.}$  for all  $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$ ;
While  $\exists (n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$  such that  $\text{satur}_{sd} = \text{.false.}$ 
    and  $\sum_{p \in V_{sd}} |\Lambda(p)| < T_{sd}$  do
        Call the LIGHT_SELECT_INIT procedure
    EndWhile.

```

We next describe the LIGHT_SELECT_INIT procedure where we assume that a path is defined by a sequence of links.

LIGHT_SELECT_INIT Procedure

```

 $\text{satur}_{sd} \leftarrow \text{.false.}$  for all  $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$ ;
For each pair  $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$  such that
     $\sum_{p \in V_{sd}} |\Lambda(p)| < T_{sd}$  do
         $\mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}} \leftarrow \{p \in V_{sd} : \Lambda_{\text{avail}}(p) \neq \emptyset\}$ 
        If  $\mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}} = \emptyset$  then
             $\text{satur}_{sd} \leftarrow \text{.true.}$ 
        Else
             $p_{sd}^{\text{select}} \leftarrow \arg \max_{p \in \mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}}} |\Lambda_{\text{avail}}(p)|$ 
        EndIf

```

EndFor ;
 $p^{\text{select}} \leftarrow \arg \min \{ |\Lambda_{\text{avail}}(p_{sd}^{\text{select}})| : (n_s, n_d) \in \mathcal{SD} \text{ and } \text{satur}_{sd} = \text{.false.} \} ;$
 Assign a first/additional color/wavelength from
 $\Lambda_{\text{avail}}(p^{\text{select}})$ to p^{select} ;
 Set $V^{\text{select}} \leftarrow V^{\text{select}} \cup \{p^{\text{select}}\}$;
 Update $\Lambda_{\text{avail}}(p')$ for all $p' \in \text{neighbor}(p^{\text{select}})$.

Note that by using efficient data structures to update carefully the Boolean indicators satur_{sd} , one can easily improve the efficiency of the various procedures described throughout the paper. However, in order to facilitate the understanding of the procedures, we decide to describe them with a straightforward implementation.

3.5.2 The `rwa_gpcp_sh` Algorithm

Algorithm `INIT_GPCP` is applied to create an initial solution S^{INIT} to the single hop RWA problem with W colors where a solution S is described by a set of color sets for each node of V : $S = \{\Lambda(p) : p \in V\}$ leading to a RWA solution where possibly not all requests are granted. We denote by $z_{\text{RWA}}(S)$ the number of requests accepted in solution S .

The `RWA_GPCP_SH` algorithm works as follows. Perform a number of iterations where, at each iteration, we select a lightpath for the remaining unsatisfied connection requests, even if, in a first stage, the wavelength clash constraints are violated, as long as the fiber capacity constraints are satisfied. This entails the `LIGHT_SELECT_SH` procedure where satur_{sd} is set to true if no path of \mathcal{P}_{sd} can be assigned an additional wavelength without violating the fiber capacity constraints (but the clash constraints may be violated), and to false otherwise. The truth assignment for satur_{sd} also takes care of the $V_{sd}^{\text{FORBIDDEN}}$ sets and the $\mathcal{L}_{\text{TABOU}}$ list that will be defined later in this section. Those violations correspond to color conflicts in the GPCP reformulation, where a color conflict is defined by a pair of adjacent nodes in the conflict graph G that

share at least one color in their color set. We next attempt to eliminate the color conflicts using color exchanges with a Tabu Search procedure, called `TABU_GPCP`. It is based on a first-improving local search strategy using a 1-opt neighborhood and attempts to maximize the number of accepted connections. If we succeed to eliminate all color conflicts with all connections granted, the `RWA_GPCP_SH` algorithm stops. Otherwise, we proceed with a color conflict elimination procedure in order to build feasible solutions that hopefully improves on the current incumbent one, and iterate again if the stopping criterion is not satisfied.

We now define the set $V_{sd}^{\text{forbidden}}$. It is a set of paths that are forbidden for selection at the current iteration in the `LIGHT_SELECT_INIT` procedure, as they have already been considered in some previous attempts to satisfy some unsatisfied requested connections, however without being able to resolve all conflict colors entailed by some of their colorings.

`LIGHT_SELECT_SH` Procedure

```

satursd ← .false. for all  $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$ ;
For each pair  $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$  such that  $\sum_{p \in V_{sd}} |\Lambda(p)| < T_{sd}$  do
   $\mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}} \leftarrow \left\{ p \in V_{sd} \setminus V_{sd}^{\text{forbidden}} : \sum_{p' \in P(\ell)} |\Lambda(p')| < W, \ell \in p \right\}$ 
  If  $\mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}} = \emptyset$  then
    satursd ← .true.
  Else
     $p_{sd}^{\text{select}} \leftarrow \arg \max_{p \in \mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}}} |\Lambda_{\text{avail}}(p)|$ 
  EndIf
EndFor;
 $p^{\text{select}} \leftarrow \arg \min \{ |\Lambda_{\text{avail}}(p_{sd}^{\text{select}})| : (n_s, n_d) \in \mathcal{SD} \text{ and } \text{satur}_{sd} = \text{.false.} \};$ 
Assign a first/additional color/wavelength to  $p^{\text{select}}$  without color conflict if possible,
otherwise with the smallest number of them;

```


Set $V^{\text{select}} \leftarrow V^{\text{select}} \cup \{p^{\text{select}}\}$;
 Update $\Lambda_{\text{avail}}(p')$ for all $p' \in \text{neighbor}(p^{\text{select}})$.

Let us now describe the details of the RWA_GPCP_SH algorithm.

S^{best} the incumbent solution (i.e., the best known solution), that is initialized with the solution of the INIT_GPCP algorithm.

S the current solution.

Given a solution S , the evaluation of the number of color conflicts is performed as follows

$$z^{\text{eval}}(S) \leftarrow \frac{1}{2} \sum_{p \in V} \sum_{p' \in \text{neighbor}(p)} |\Lambda(p) \cap \Lambda(p')|.$$

RWA_GPCP_SH Algorithm

Build an initial solution S with W colors using INIT_GPCP : S is a feasible solution, but with not all connection requests necessarily satisfied.

$V_{sd}^{\text{forbidden}} \leftarrow \emptyset$ for all $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$.

While some connection requests are denied

(i.e., not all requests are granted in S^{BEST})

and the maximum number of iterations

has not been reached **do**

$\text{satur}_{sd} \leftarrow \text{.false.}$ for all $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$;

While $\exists (n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$ such that $\text{satur}_{sd} = \text{.false.}$

and $\sum_{p \in V_{sd}} |\Lambda(p)| < T_{sd}$ **do**

Call the LIGHT_SELECT_SH procedure

EndWhile;

If there are color conflicts,

then attempt to resolve them using the TABU_GPCP procedure.

EndIf ;

If some color conflicts remain,

then eliminate the minimum possible number of lightpaths in order to obtain a feasible RWA solution using the CONFLICT_ELIM_SH procedure.

EndIf ;

Reconsider some lightpath definitions : select one or several sets V_{sd} such that $\sum_{p \in V_{sd}} |\Lambda(p)| < T_{sd}$, and remove one or several of their lightpaths (i.e., remove one or several colors from the color sets of the nodes of V_{sd}).

Insert the eliminated lightpaths (p, λ) in $V_{sd}^{\text{forbidden}}$ for a given number of iterations.

EndWhile

In order to select the V_{sd} sets and the lightpaths to be temporarily forbidden, we compute an indicator of the difficulty to color a given path, i.e.,

$$\text{color_satur}(p) = \frac{\sum_{p' \in \text{neighbor}(p)} |\Lambda(p')|}{|\text{neighbor}(p)|} \quad p \in \mathcal{P}.$$

Then, the sd pair is selected as the one associated with the set V_{sd} containing the path p such that the color_satur indicator has the largest value. Finally, the color to be removed is the color with the largest number of conflicts for p .

We attempt to remove the color conflicts using the following procedure that is a modified version of the TABUCOL heuristic of Hertz and de Werra [26].

TABU_GPCP Procedure

$Iter \leftarrow 0$

While no improvement has been obtained during a sequence of $Iter_Max$ iterations
do

- Randomly select a node $p \in V$ involved in a color conflict ;
- Generate several alternate wavelength sets for node p ;
- Compute z^{eval} for each alternate wavelength set ;
- Let $\Lambda^{\text{best}}(p)$ be the best alternate wavelength set, i.e., the alternate color set leading to the largest decrease for z^{eval} (or to the smallest increase if no reduction) :

$$\Lambda(p) \leftarrow \Lambda^{\text{best}}(p) ;$$
- Insert $(p, \Lambda(p))$ in the Tabu list $\mathcal{L}_{\text{TABU}}$;
- Update $\mathcal{L}_{\text{TABU}}$;
- $Iter \leftarrow Iter + 1$

EndWhile

If there are some color conflicts, we sequentially remove one lightpath at a time until the elimination of all color conflicts using the procedure that is next described. Note that for the single hop RWA problem, each connection request is associated with a unique wavelength.

CONFLICT_ELIM_SH Procedure

Let K^{sol} be the set of accepted connections in the current solution S where $S = \{(p_k, \lambda_k), k \in K^{\text{sol}}\}$, i.e., the set of lightpaths that supports the connections of K^{sol} ;

While there exists some color conflicts **do**

Select the connection request \tilde{k}

with the largest number of conflicts :

$$\tilde{k} = \arg \max_{k \in K^{\text{sol}}} \left\{ \sum_{p' \in \text{neighbor}(p_k)} |\{\lambda_k\} \cap \Lambda(p')| \right\} ;$$

Reject connection request \tilde{k} ;

Eliminate $(p_{\tilde{k}}, \lambda_{\tilde{k}})$ in S

EndWhile ;

If $z_{\text{RWA}}(S) > z_{\text{RWA}}(S^{\text{BEST}})$ **then** update S^{BEST} **EndIf**.

3.6 The GPCP Tabu Algorithm for the Multi Hop RWA Problem

Assuming we would know where conversion occurs in a solution of the multihop RWA problem, we could reduce the multihop RWA problem to a single hop one by splitting the multi hop lightpaths into single hop lightpaths and modify accordingly the number of connection requests. For instance, consider a request from n_s to n_d with a conversion at the intermediate node n_c . Then, we could reformulate the RWA problem with the addition of two requests, one from n_s to n_c , one from n_c to n_d , and the elimination of one request from n_s to n_d . With the aim of minimizing the blocking rate, we must however, either accept both requests, or deny both of them. We next propose a generalization of the RWA_GPCP_SH algorithm of the previous section to the multi hop RWA problem using the above idea, attempting to split some connections in order to reduce it to the single hop RWA problem with additional accept or deny decisions on some request subsets.

Let us introduce the following notation. Consider a connection request from n_s to n_d that cannot be accepted. Even if there exists one potential path for it, it may be possible that we cannot find a color to this potential path without generating color conflicts. While T_{sd} remains the initial number of requests from n_s to n_d , we next introduce the following sets.

T_{sd}^{current} current number of requested connections from (n_s, n_d) , i.e.,

$$T_{sd}^{\text{current}} = T_{sd} + T_{sd}^+ - T_{sd}^-.$$

T_{sd}^+ additional number of requests from n_s to n_d due to conversions, e.g., an initial connection from $n_{s'}$ to n_d has been split into two connections, one from $n_{s'}$ to n_s and one from n_s to n_d with a conversion in n_s , leading to an additional request from n_s to n_d (and another one from $n_{s'}$ to n_s).

T_{sd}^- reduction in the number of requests from n_s to n_d due to conversions, e.g., an initial connection from n_s to n_d has been split into two connections, one from n_s to n_c and one from n_c to n_d with a conversion in n_c , leading to the elimination

of a request from n_s to n_d .

T_{sd}^{accept} current number of accepted connection requests from n_s to n_d , i.e., number of connection requests with a lightpath.

The RWA_GPCP_MH algorithm is similar to the RWA_GPCP_SH algorithm except that each procedure is modified in order to take into account the multihop RWA characteristic. We now go through each of these procedures.

Let us start with the single hop LIGHT_SELECT_SH procedure of the previous section (Section 3.5). We define the procedure LIGHT_SELECT_MH as follows.

LIGHT_SELECT_MH Procedure

```

satursd ← .false. for all  $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$ ;
For each pair  $(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}$  such that  $T_{sd}^{\text{accept}} < T_{sd}^{\text{current}}$  do
  Repeat  $T_{sd}^{\text{current}} - T_{sd}^{\text{accept}}$  times
    If  $\exists p$  such that  $\Lambda_{\text{avail}}(p) \neq \emptyset$ , i.e., such that
      a color can be added to  $\Lambda(p)$ 
      without generating a color conflict then
         $p^{\text{select}} \leftarrow \arg \max_{p \in \mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}}} |\Lambda_{\text{avail}}(p)|$ ;
        Assign a color to  $p^{\text{select}}$  from  $\Lambda_{\text{avail}}(p^{\text{select}})$ ;
         $V^{\text{select}} \leftarrow V^{\text{select}} \cup \{p^{\text{select}}\}$ ;
        Update  $\Lambda(p^{\text{select}})$ ,  $\Lambda_{\text{avail}}(p^{\text{select}})$  and  $\Lambda_{\text{avail}}(p')$ 
          for all  $p' \in \text{neighbor}(p^{\text{select}})$ , accordingly;
         $T_{sd}^{\text{accept}} \leftarrow T_{sd}^{\text{accept}} + 1$ 
    Else
      If  $T_{sd}^+ = 0$  then
        /* we attempt to consider multi-hop lightpaths
          for the remaining denied requests from  $n_s$  to  $n_d$  */

```

Compute $\mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}} = \{p : p \in V_{sd} \setminus V_{sd}^{\text{forbidden}},$
 $\sum_{p' \in \mathcal{P}(\ell)} |\Lambda(p')| < W, \quad \forall \ell \in p \text{ and}$
 $(p \setminus \{n_s, n_d\}) \cap N^{\text{CONV}} \neq \emptyset\}.$

If $\mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}} = \emptyset$ **then**

$\text{satur}_{sd} \leftarrow \text{.true.}$

Continue the for-loop with the next (n_s, n_d) pair

EndIf ;

$p_{sd} \leftarrow \arg \max_{p \in \mathcal{P}_{sd}^{\text{avail}}} \left\{ W - |\Lambda(p)| - \frac{\sum_{p' \in \text{neighbor}(p)} |\Lambda(p')|}{|\text{neighbor}(p)|} \right\}$

If there exists $n_c \in N^{\text{CONV}} \cap p_{sd}$ such that :

$T_{sc}^{\text{current}} = T_{sc}^{\text{accept}}$ or $T_{cd}^{\text{current}} = T_{cd}^{\text{accept}}$ **then**

Partition p_{sd} into two subpaths p_{sc} and p_{cd} ;

Assign a first/additional color/wavelength to p_{sc} and

p_{cd} with no color conflict if possible, otherwise

with the smallest number of color conflicts ;

$V^{\text{select}} \leftarrow V^{\text{select}} \cup \{p_{sc}, p_{cd}\}$;

Update the parameters as follows :

$$\begin{aligned} T_{sd}^{\text{current}} &\leftarrow T_{sd}^{\text{current}} - 1; & T_{sd}^- &\leftarrow T_{sd}^- + 1; \\ T_{sc}^+ &\leftarrow T_{sc}^+ + 1; & T_{cd}^+ &\leftarrow T_{cd}^+ + 1; \\ T_{sc}^{\text{current}} &\leftarrow T_{sc}^{\text{current}} + 1; & T_{cd}^{\text{current}} &\leftarrow T_{cd}^{\text{current}} + 1; \\ T_{sc}^{\text{accept}} &\leftarrow T_{sc}^{\text{accept}} + 1; & T_{cd}^{\text{accept}} &\leftarrow T_{cd}^{\text{accept}} + 1; \end{aligned}$$

EndIf

Else /* $T_{sd}^+ > 0$ */

/* we attempt to eliminate a multi hop lightpath

with a single hop sub-lightpath from n_s to n_d ,

in order to be able to accept one more request

from n_s to n_d */

Let k be a $(n_{s'}, n_{d'})$ connection request with conversion

at either $n_c = n_s$ or at $n_c = n_d$;

Assign a new/additional color to the path from $n_{s'}$ to $n_{d'}$ associated to connection k ;

Update the parameters as follows :

$$\begin{aligned}
T_{s'd'}^{\text{current}} &\leftarrow T_{s'd'}^{\text{current}} + 1; & T_{s'd'}^- &\leftarrow T_{s'd'}^- - 1; \\
T_{s'c}^+ &\leftarrow T_{s'c}^+ - 1; & T_{cd'}^+ &\leftarrow T_{cd'}^+ - 1; \\
T_{s'c}^{\text{accept}} &\leftarrow T_{s'c}^{\text{accept}} - 1; & T_{cd'}^{\text{accept}} &\leftarrow T_{cd'}^{\text{accept}} - 1; \\
T_{s'd'}^{\text{accept}} &\leftarrow T_{s'd'}^{\text{accept}} + 1; \\
T_{s'c}^{\text{current}} &\leftarrow T_{s'c}^{\text{current}} - 1; & T_{cd'}^{\text{current}} &\leftarrow T_{cd'}^{\text{current}} - 1
\end{aligned}$$

EndIf

EndIf

EndRepeat

EndFor

In this section, connection request k can be supported by a multi hop lightpath. Let $\text{LIGHTPATHS}(k)$ be the set of single hop lightpaths that support k where each lightpath is associated with a unique wavelength.

CONFLICT_ELIM_MH Procedure

Let K^{sol} be the set of accepted connections in the current solution S where $S = \{\text{LIGHTPATHS}(k), k \in K^{\text{sol}}\}$;

While there exists some color conflicts **do**

 Select the connection request \tilde{k}

 with the largest number of conflicts :

$$\tilde{k} = \arg \max_{k \in K^{\text{sol}}} \left\{ \sum_{(p,\lambda) \in \text{LIGHTPATHS}(k)} \sum_{p' \in \text{neighbor}(p)} |\{\lambda\} \cap \Lambda(p')| : \lambda \in \Lambda(p) \right\};$$

 Reject connection request \tilde{k}

 Eliminate $\text{LIGHTPATHS}(\tilde{k})$ in S ;

 Update the various demand parameters accordingly.

EndWhile;

If $z_{RWA}(S) > z_{RWA}(S^{BEST})$, update S^{BEST} .

We are now ready for the description of the RWA_GPCP_MH algorithm : it is summarized in Figure 3.1. The aim is first to look for single hop lightpaths, and when we fail to satisfy all requested connections for a given source and destination, attempt to accept it using a multi hop paths with the smallest possible number of hops.

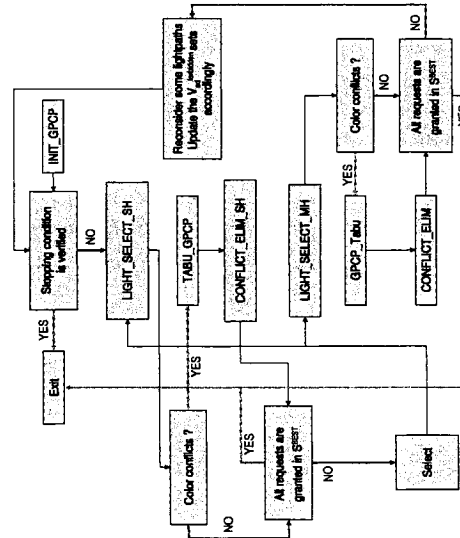


FIG. 3.1 – Flow Chart of the RWA_GPCP_MH heuristic

3.7 Mathematical Model

3.7.1 Mathematical Formulation

We come back to the notation introduced in Section 3.3.1 and present below a source aggregation formulation for the asymmetrical model which generalizes the formulation proposed in [32] to the case where wavelength conversion is possible at some

nodes. We introduce the following variables

$$x_{s\ell}^\lambda = \begin{cases} 1 & \text{if wavelength } \lambda \text{ supports a connection originating} \\ & \text{at } n_s \text{ on fiber link } \ell \\ 0 & \text{otherwise,} \end{cases}$$

$$y_{si}^\lambda = \sum_{\ell \in \omega^-(n_i)} x_{s\ell}^\lambda - \sum_{\ell \in \omega^+(n_i)} x_{s\ell}^\lambda.$$

The variables y_{si}^λ are introduced to get a more readable formulation. Indeed, y_{si}^λ can be interpreted as the net number of lightpaths with wavelength λ arriving at node n_i , the lightpaths being assigned to a connection starting at n_s . In practice, these variables should be eliminated in order to solve the formulation more quickly, with a smaller number of variables. We consider the objective of minimizing the blocking rate, or equivalently, maximizing the number of accepted connections.

$$\max \sum_{(n_s, n_d) \in \mathcal{SD}} \sum_{\lambda \in \Lambda} y_{sd}^\lambda$$

subject to :

$$\left\{ \begin{array}{l}
y_{si}^\lambda = \sum_{\ell \in \omega^-(n_i)} x_{s\ell}^\lambda - \sum_{\ell \in \omega^+(n_i)} x_{s\ell}^\lambda \\
\lambda \in \Lambda, n_s \in N, n_i \in N \setminus \{n_s\} \quad (3.2) \\
y_{si}^\lambda = 0 \quad \lambda \in \Lambda, n_s \in N, \\
n_i \in N \setminus (N^{\text{CONV}} \cup D_s \cup \{n_s\}) \quad (3.3) \\
\sum_{\lambda \in \Lambda} y_{si}^\lambda = 0 \quad n_s \in N, n_i \in N^{\text{CONV}} \setminus (D_s \cup \{n_s\}) \quad (3.4) \\
\sum_{\lambda \in \Lambda} y_{sd}^\lambda \leq T_{sd} \quad (n_s, n_d) \in \mathcal{SD} \quad (3.5) \\
y_{sd}^\lambda \geq 0 \quad \lambda \in \Lambda, n_s \in N, n_d \in D_s \setminus N^{\text{CONV}} \quad (3.6) \\
\sum_{\lambda \in \Lambda} y_{sd}^\lambda \geq 0 \quad n_s \in N, n_d \in D_s \cap N^{\text{CONV}} \quad (3.7) \\
\sum_{n_s \in N} x_{s\ell}^\lambda \leq 1 \quad \ell \in L, \lambda \in \Lambda \quad (3.8) \\
x_{s\ell}^\lambda \in \{0, 1\} \quad \lambda \in \Lambda, n_s \in N, \ell \in L. \quad (3.9)
\end{array} \right.$$

Constraints (3.2) define the variables y_{si}^λ . Constraints (3.3)-(3.7) refer to a node $n_i \neq n_s$. We distinguish different cases :

- n_i is neither a destination node for a connection originating at n_s , nor a node where wavelength conversion is possible. Then the net number of lightpaths with wavelength λ ending at node n_i must be 0, which yields constraints (3.3).
- n_i is a destination node for a connection originating at n_s but no wavelength conversion is possible at that node. Since there is no conversion, no lightpath can start at n_i , which yields (3.6). Moreover the net number of lightpaths ending at n_i corresponds to the number of lightpaths assigned to connections from n_s to n_d : this number cannot exceed the number of required connections, hence constraints (3.5).
- n_i is not a destination node for a connection originating at n_s , but wavelength conversion is possible at that node. Since wavelength conversion is possible, we can have lightpaths originating at n_i (i.e., $y_{si}^\lambda < 0$ for some λ). But the net number of lightpaths ending at n_i must be 0, which is expressed by constraints (3.4).
- n_i is a destination node for a connection originating at n_s , and wavelength conver-

sion is possible. Constraints (3.5) ensure that the numbers of lightpaths from n_s to n_d do not exceed the number of requested connections between these 2 nodes, while constraints (3.7) make sure that the starting of lightpaths at node n_i are due uniquely to wavelength conversion.

Finally (3.8) are the clash constraints which ensure that no two lightpaths with the same wavelength go through a same fiber link.

Note that an optimal solution to this formulation does not explicitly provide the lightpaths for the accepted connections. However, they can easily be computed.

In the above mathematical formulation, we address the case of the asymmetrical model. The mathematical formulation for the symmetrical model is similar, except that it makes use of a directed multigraph $\mathcal{N}' = (N', L')$ derived from the undirected multigraph $\mathcal{N} = (N, L)$ as follows : $N' = N$ and for each undirected link $\ell = \{u, v\} \in L$, we define two directed links $\ell^+ = (u, v)$ and $\ell^- = (v, u)$ in L' . Moreover constraints (3.8) are replaced by :

$$\sum_{n_s \in N} (x_{s\ell^+}^\lambda + x_{s\ell^-}^\lambda) \leq 1 \quad \ell \in L, \quad \lambda \in \Lambda \quad (3.10)$$

The reader is referred to Jaumard, Meyer and Thiongane [33] for more details on formulations of the symmetrical model using a directed network.

For a given instance, we define the conversion gap as the ratio

$$\frac{z_{\text{ALL_CONV}}^* - z_{\text{NO_CONV}}^*}{z_{\text{NO_CONV}}^*}$$

where $z_{\text{NO_CONV}}^*$ and $z_{\text{ALL_CONV}}^*$ are the number of connection requests that can be accepted, respectively without conversion and with conversion at all nodes.

3.7.2 Reduction Tests

We now propose some reduction test that help strengthening the mathematical formulation proposed in Section 3.7.1 by reducing the number of available wavelengths on the fiber links following a pre-assignment of paths to some connections, without affecting the value of the optimal solution. Let us consider connections between 2 adjacent nodes in the network. We show basically that there always exists an optimal solution where these connections are accepted (at least W for each pair of adjacent nodes), with most of them supported by the lightpath made of the fiber link between the 2 nodes. Let \mathcal{P}^1 be the subset of \mathcal{SD} such that there exists a path of length 1 from n_s to n_d .

Proposition 1 *There always exists an optimal solution of the MAX-RWA problem in which*

at least $\min\{T_{sd}, W\}$ connections from n_s to n_d are accepted.

Proof. Given a feasible solution (x, y) of the MAX-RWA problem, we introduce the following cost function

$$\gamma(x, y) = \sum_{(n_s, n_d) \in \mathcal{P}^1} \max \left\{ \min\{T_{sd}, W\} - \sum_{\lambda \in \Lambda} y_{sd}^\lambda, 0 \right\}.$$

Note that $\gamma(x, y) \geq 0$ for all feasible solution of the MAX-RWA problem, and an optimal solution (x^*, y^*) of the MAX-RWA problem satisfies the condition of the Proposition 1 if and only if $\gamma(x^*, y^*) \leq 0$. Let (x^*, y^*) be an optimal solution of the MAX-RWA problem such that $\gamma(x^*, y^*) > 0$. Let $(n_s, n_d) \in \mathcal{P}^1$ such that $\max \left\{ \min\{T_{sd}, W\} - \sum_{\lambda \in \Lambda} y_{sd}^{*\lambda}, 0 \right\} > 0$, or equivalently such that $\sum_{\lambda \in \Lambda} y_{sd}^{*\lambda} < \min\{T_{sd}, W\}$. Since $\sum_{\lambda \in \Lambda} y_{sd}^{*\lambda} < W$, there exists at least one wavelength λ that was not used for a connection from n_s to n_d . For this λ , there must exist a lightpath p' going through fiber link (n_s, n_d) , since otherwise we could accept an additional connection from

n_s to n_d , contradicting the optimality of the solution. Let $(n_{s'}, n_{d'})$ be the pair of source/destination assigned to this lightpath. By replacing p' by $p = (n_s, n_d)$, we decrease by 1 the number of accepted connections from $n_{s'}$ to $n_{d'}$ and we increase by 1 the number of accepted connections from n_s to n_d . The objective value (total number of accepted connections) remains unchanged but the value of the function γ is decreased by 1. By iterating this process, we complete the proof.

Proposition 2 *There exists an optimal solution such that at least $\frac{\min\{T_{sd}, W\}}{\min\{|\omega^+(n_s)|, |\omega^-(n_d)|\}}$ connections from n_s to n_d use the shortest path (n_s, n_d) for all $(n_s, n_d) \in \mathcal{P}^1$.*

Proof. By Proposition 1, there exists an optimal solution of the MAX-RWA problem such that at least $\min\{T_{sd}, W\}$ connections from n_s to n_d are accepted for all $(n_s, n_d) \in \mathcal{P}^1$. We start from such an optimal solution and derive a lightpath assignment for the accepted connections. We first transform this lightpath assignment into an equivalent one with the property that for each wavelength λ' used for a connection (n_s, n_d) , one of the lightpath associated with λ' involves the shortest path made of the single fiber link $n_s \rightarrow n_d$. Indeed, assume that this property is not satisfied for wavelength λ' . Let (p, λ') be a lightpath for connection (n_s, n_d) . Either no lightpath with wavelength λ' goes through the arc $n_s \rightarrow n_d$, in which case we can replace p by $n_s \rightarrow n_d$, or there exists a lightpath going through $n_s \rightarrow n_d$ with wavelength λ' and a path p' different from $n_s \rightarrow n_d$. Since we consider elementary paths, this lightpath serves necessarily a source-destination pair $(n_{s'}, n_{d'}) \neq (n_s, n_d)$. Assume that $p' = n_{s'} \rightarrow \dots \rightarrow n_s \rightarrow n_d \rightarrow \dots \rightarrow n_{d'}$. We redefine p' to be $n_{s'} \rightarrow \dots \rightarrow n_s \mid p' \mid n_d \rightarrow \dots \rightarrow n_{d'}$, and p to be $n_s \rightarrow n_d$. We repeat this process until the above property is satisfied. Now the number of lightpaths involving the shortest path made of the fiber link $n_s \rightarrow n_d$ is minimized when the number of accepted connections from n_s to n_d is exactly $\min\{T_{sd}, W\}$ and the number of lightpaths associated with a given wavelength is the largest possible. Since, for a given wavelength, the number of lightpaths for connections from n_s to n_d is upper bounded by $\min\{|\omega^+(n_s)|, |\omega^-(n_d)|\}$, the result follows.

3.8 Numerical Results

3.8.1 Traffic and Network Instances

For the first set of experiments, we consider four optical networks, two of them widely used in the literature, the NSF and the EON95 networks in addition to the BRAZIL network [51] and the EON04 network from the COST 266 project (28 nodes, 41 links) described in Betker *et al.* [3].

The NSF network is a network with 14 nodes and 21 optical links, with a maximum of 4 links per node, and is, e.g. described in [41]. The EON95 network is described in, e.g., Mahony *et al.* [52]; it is a network with 20 nodes and 39 optical links, with a maximum of 7 links per node. The BRAZIL network contains 27 nodes and 70 optical links with a maximum of 10 links per node. The last network, EON04, corresponds to a larger network than the EON95 one and the data are available from [3].

We only used non-uniform traffic matrices. For asymmetrical traffic on the NSF and EON95 networks, we use the matrices of Krishnaswamy [39]. They correspond to asymmetrical systems with 268 connections for the NSF instance, and 374 for the EON95 one. For symmetrical traffic, we modify those matrices and use $\max\{T_{sd}, T_{ds}\}$ for the number of connections between a pair $\{n_s, n_d\}$ of source and destination nodes. The resulting symmetrical matrices lead to 191 connections for the NSF instance and to 270 for the EON95 one. For the BRAZIL network, we randomly generated a traffic matrix with a random number of connections between 0 and 4 for each pair of source and destination nodes. At last, for the EON9504 network, we use the data from Table 17 of the Betker *et al.* [3] reference. All network and traffic instances are available from [30].

3.8.2 Single-Hop RWA

We first experimented the `RWA_GPCP_SH` heuristic to solve the single hop RWA problem and compare the results with the `RWABU` heuristic of Jaumard and Hemazro [31] on the traffic and network instances described in the previous section, for a given number of wavelengths. Results are described in Table 3.1 for the symmetrical instances and in Table 3.2 for the asymmetrical ones. The optimal solutions ($z_{\text{NO_CONV}}^*$) were obtained with the `CPLEX-MIP` solver [12], using the mathematical models developed in [33] for the symmetrical instances, and the mathematical models developed in [34] and [32] for the asymmetrical instances. We limited the set of potential paths to the set of paths with a maximum of 5 edges/arcs (NSF), and 7 edges/arcs for the other networks EON95, BRAZIL, EON9504 as it was sufficient in practice to reach the optimal solutions without spending too much computing time. Except for the BRAZIL instance (not solved with `RWABU`) that is rather more difficult to solve than the other instances, the `RWA_GPCP_SH` heuristic ($z_{\text{RWA_GPCP_SH}}$) outperforms the `RWABU` heuristic and almost always obtains the optimal solution in practice, for both the symmetrical and the asymmetrical instances. Note that instances are easier to solve as the number of wavelengths is increasing with the blocking rate decreasing to zero.

3.8.3 Multi-Hop RWA : Classical Instances

We next solve the multi-hop RWA problem on the same instances than in Section 3.8.2. Optimal solutions were obtained using the mathematical model for the RWA problem with an aggregation with respect to λ , i.e., with respect to the wavelength assigned to a given wavelength path or to a lightpath, see Section 5 in [33] for the symmetrical case, and Section IV-B in [32] for the asymmetrical case. Indeed, note that the optimal integer solutions of these mathematical programs lead to the optimal solution (denoted by $z_{\text{ALL_CONV}}^*$) of the multi hop RWA problem where all nodes have conversion features. It was observed both in [33] and in [32] that $z_{\text{NO_CONV}}^* = z_{\text{ALL_CONV}}^*$, i.e., that conversion features did not offer any added value in order to reduce the blocking rate.

Instances	$z_{\text{NO_CONV}}^*$	$z_{\text{RWA_GPCP_SH}}$	z_{RWABU}
NSF - 14 nodes - 21 fiber links - 191 connections			
NSF/14	143	141	135
NSF/18	161	161	158
NSF/22	177	177	177
EON95- 20 nodes - 39 fiber links - 270 connections			
EON95/14	212	211	204
EON95/18	237	237	235
EON95/22	256	256	256
BRAZIL - 27 nodes - 70 fiber links - 970 connections			
BRAZIL/10	423	415	-
BRAZIL/12	476	463	-
BRAZIL/14	520	512	-
EON9504 - 28 nodes - 41 fiber links - 1008 connections			
EON9504/80	756	756	756
EON9504/85	771	771	771
EON9504/90	786	786	786

TAB. 3.1 – Results on the Symmetrical Instances

Therefore, we consider it was not useful to test the RWA_GPCP_SH heuristic on those instances taking into account the results obtained for the single hop RWA problem. Instead, we first investigate where there were existing traffic and network instances for which we could observe a so-called conversion gap, i.e., $\frac{z_{\text{ALL_CONV}}^* - z_{\text{NO_CONV}}^*}{z_{\text{NO_CONV}}^*}$.

3.9 How to build instances with a conversion gap ?

Considering the negative results of the previous section with respect to the expected benefits toward adding conversion features in an optical network, we examine whether there exists particular instances for which benefits do exist. We first consider the symmetrical case in Section 3.9.1, and then the asymmetrical case in Section 3.9.2.

Instances	$z_{\text{NO_CONV}}^*$	$z_{\text{RWA_GCP_SH}}$	z_{RWABU}
NSF - 14 nodes - 21 fiber links - 268 connections			
NSF/14	238	238	234
NSF/18	267	267	265
NSF/22	268	268	268
EON95- 20 nodes - 39 fiber links - 374 connections			
EON95/14	337	337	329
EON95/18	362	362	361
EON95/22	374	374	374

TAB. 3.2 – Results on the Asymmetrical Instances

For both cases, we first built some particular "isolated" traffic and network topology patterns that we will call *no noise* instances. Next we embed those patterns in random generated traffic matrices leading to the so-called *with noise* instances. Note that although the conversion gap may reach 50 % for some patterns, it reduces a lot when embedded in a large network topology and traffic all around the patterns, and interacting with the traffic of the patterns. It was recently pointed out to us that a similar technique was used by Schupke [61] to construct an asymmetrical traffic instance for a German national optical network taking advantages of wavelength converters, however with a different objective function.

3.9.1 Building Particular Instances for the Symmetrical Model

Patterns

Figure 3.2 shows 3 simple networks for which wavelength conversion can be advantageous. All three of them are taken from Erlebach and Stefanakos [18]. In the sequel,

we assume that two wavelengths are available.

- Claw : consider the three connection requests : $u-v$, $u-w$, $v-w$. With wavelength conversion, the 3 connections can be accepted; without, only 2 of them can be accepted. Hence wavelength conversion shows an increase of 50%.
- Net : it can be viewed as a generalization of the claw where the vertex x has been exploded. The same three connection requests yield an advantage of 50% for the wavelength conversion.
- Cycle : consider the five connection requests : $u-w$, $v-x$, $w-y$, $x-u$ and $y-v$. Using wavelength conversion it is possible to accept all requests, whereas without wavelength conversion, only 4 of them can be accepted. The advantage of wavelength conversion in this case is 25%. We have illustrated the 5-nodes cycles, but all cycles with ≥ 5 nodes can be advantageous for wavelength conversion.

In their paper, Erlebach and Stefanakos [18] gave 3 other patterns : the antenna, the tent and the satellite. Unfortunately their examples of gap for these networks do not seem to extend to the case where the connection requests are specified by a pair of origin/destination (rather than by a path), and where the paths are not restricted to be shortest ones.

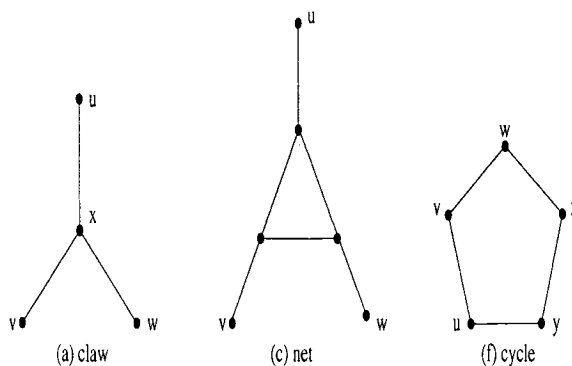


FIG. 3.2 – Some conversion gap configurations in the symmetrical case

Construction of Traffic Instances for Large Networks

We show how to construct a set of connection requests such that wavelength conversion is beneficial for 2 classical networks : the NSF and EON95 networks.

When trying to construct an instance with a conversion gap for some particular network, we must first check whether the network contains one of the configuration shown in Figure 3.2 as a subgraph. However, it is not sufficient to take the traffic associated to the configuration (see Section 3.9.1) as the lightpaths may use other arcs than those of the configuration in the network. To overcome this obstacle, the idea is to “saturate” the links that exit the subnetwork of interest. By saturating a link, we mean including in the traffic (at least) as many connections between the 2 endpoints of the link that there are wavelengths. Assume that the number of wavelengths is W . When constructing our examples, we will do so in such a way that all connections can be accepted in a full wavelength conversion scenario. So if there are W connections between the endpoints of a link, these connections must be accepted if there is no gap. Although Proposition 2 only gives a lower bound on the number of these connections routed along the shortest path, i.e., along the link, we are expecting that all these W connections will actually be routed through the link. As a consequence, this link cannot be used for any other connections, and we may delete it. By doing this with all links exiting the subnetwork corresponding to a gap-configuration, we isolate this subnetwork and are therefore able to construct an instance with a gap for the network under consideration. Actually it is easy to see that it is enough to saturate all links but one that exit the subnetwork.

Developing these ideas, we obtain the following examples :

Example 1 *We took for the subnetwork a claw : see Figure 3.2. In the NSF network, a claw appears as the subgraph generated by the vertices n_1, n_2, n_3, n_4 , with center n_2 . In order to isolate the claw, we need to saturate the link $\{n_1, n_3\}$, $\{n_1, n_8\}$ and $\{n_3, n_6\}$. This yields the following traffic : $T_{1,3} = 3$, $T_{3,6} = 2$, $T_{1,4} = T_{3,4} = T_{1,8} = 1$, all other entries being equal to 0. We take $W = 2$. It is easy to see that all the*

9 connections can be accepted if we allow wavelength conversion, but that only 8 connections can be accepted if wavelength conversion is not allowed. Therefore we get a gap of $\frac{1}{8} = 12.5\%$.

We obtain larger gaps by considering more than one gap-configuration in the network at the same time. The current best gap for the NSF network was obtained by considering 5 claws, whose central nodes are represented in dark in Fig. 3.3.

Example 2 For the NSF network, consider the traffic matrix defined by $T_{1,3} = T_{1,9} = T_{3,4} = T_{5,10} = T_{5,14} = T_{7,9} = T_{10,14} = 1$, $T_{1,6} = T_{1,7} = T_{9,11} = T_{9,14} = T_{11,14} = 2$, all other entries being 0. The claw structures are illustrated in Figure 3.3 where they are emphasized with the bold edges :

- Claw 1 : vertices n_1, n_3, n_4 , with center n_2
- Claw 2 : vertices n_1, n_7, n_9 , with center n_8
- Claw 3 : vertices n_5, n_{10}, n_{14} , with center n_6
- Claw 4 : vertices n_9, n_{11}, n_{14} , with center n_{12}
- Claw 5 : vertices n_9, n_{11}, n_{14} , with center n_{13} .

We take $W = 2$. When wavelength conversions are allowed, the 17 connections can be accepted; without conversion, only 12 can be accepted. This gives a gap of $\frac{5}{12} \simeq 41.67\%$. Now, we scale the traffic by multiplying all entries of the traffic matrix by 16 and solve the RWA problem for $W = 2, 16$ and 32. The conversion gaps differ as reported in Table 3.5.

Example 3 For the EON95 network, the example involves 6 claws (see Figure 3.4) : The first three have respective centers n_{11} , n_{14} and n_{16} . The fourth is centered at node n_7 and involve the neighbors n_8 , n_{12} and n_{13} . Finally the two last are both centered at node n_4 , one with neighbors n_2 , n_5 and n_{10} , the other with neighbors n_3 , n_6 and n_9 . The saturated links are : $n_1 - n_2$, $n_3 - n_5$, $n_5 - n_6$, $n_5 - n_7$, $n_6 - n_7$, $n_6 - n_8$, $n_6 - n_{10}$, $n_7 - n_{15}$, $n_9 - n_{10}$, $n_9 - n_{12}$, $n_9 - n_{15}$, $n_9 - n_{17}$, $n_{12} - n_{15}$, $n_{13} - n_{18}$, $n_{15} - n_{18}$, $n_{17} - n_{19}$ and $n_{18} - n_{20}$, i.e., the number of requested connections is equal to 2. We assume that

there is only one connection request between any pair of endpoints of a given claw. Without conversion we are able to accept 46 connections; with wavelength conversion available at nodes n_4 , n_7 , n_{11} , n_{14} and n_{16} , all 52 connections can be accepted. This yields a 13.04% conversion gap. For the results presented in Table 3.5 for $W = 2, 16$ and 32, we scaled the traffic by multiplying all entries of the matrix by 16. It leads to a slight reduction of the conversion gaps.

Noise Instances

For both Examples 2 and 3, we also generated a full random generated traffic matrix with the above claw structures embedded, so-called NSF with noise and described in Table 3.3 and Table 3.4 respectively. Results described in Table 3.5 showed that the conversion gap reduces very quickly going from 21% to 0% for $W = 2$, and from 34.6 % to 7.5 % for $W = 32$ for the NSF instance, and going from 8.3% to 0% for $W = 2$, and from 10.6 % to 2.6 % for $W = 32$ for the EON95 instance.

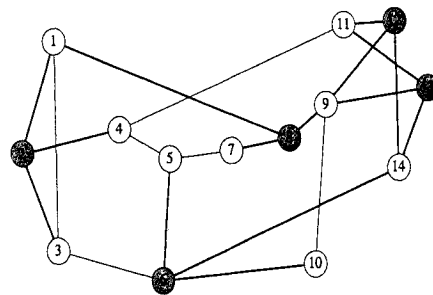


FIG. 3.3 – NSF - Symmetrical Traffic

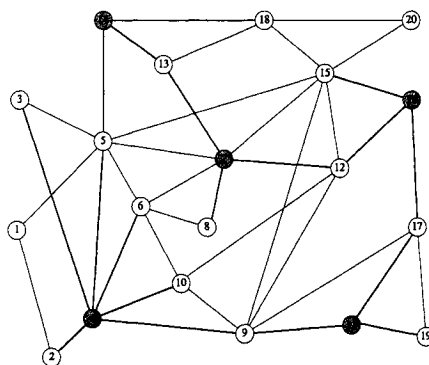


FIG. 3.4 – EON95 - Symmetrical Traffic

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1	0	3	16	3	2	32	32	1	16	2	3	3	3	3
2	0	0	1	1	1	2	1	3	3	2	2	2	3	1
3	0	0	0	16	1	1	3	3	3	2	3	2	2	2
4	0	0	0	0	3	3	3	1	1	2	2	3	3	2
5	0	0	0	0	0	1	1	1	1	16	2	1	2	16
6	0	0	0	0	0	0	1	1	3	3	2	3	3	1
7	0	0	0	0	0	0	0	3	16	1	1	1	1	3
8	0	0	0	0	0	0	0	0	3	1	1	3	1	1
9	0	0	0	0	0	0	0	0	0	2	32	1	1	32
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	2	2	1	16
11	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	3	32
12	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	2
13	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	2
14	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

TAB. 3.3 – Particular NSF Symmetrical Traffic Instance with Noise

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
1	0	32	2	3	1	1	2	2	1	3	1	3	3	1	2	2	1	1	3	1
2	0	0	1	3	16	1	3	1	2	17	1	2	1	3	3	3	1	3	1	1
3	0	0	0	1	33	16	3	1	17	2	1	3	1	2	3	3	2	1	2	1
4	0	0	0	0	1	3	3	3	2	1	2	2	3	3	3	2	2	2	3	3
5	0	0	0	0	0	34	32	1	3	16	1	3	17	2	3	3	1	16	2	2
6	0	0	0	0	0	0	32	33	17	32	2	2	3	1	2	3	1	2	3	1
7	0	0	0	0	0	0	0	1	3	1	2	1	2	3	34	1	2	2	3	3
8	0	0	0	0	0	0	0	0	2	2	2	16	18	2	3	1	1	2	1	2
9	0	0	0	0	0	0	0	0	0	34	1	32	2	3	32	3	49	3	19	3
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	3	2	3	1	1	3	3	2	1
11	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	2	2	2	3	2	2	1
12	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	16	1	48	1	18	1	2
13	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	2	3	2	48	1	3
14	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	2	1	2	1	1
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	17	35	1	3
16	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	1	1	1
17	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	2	49	1
18	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	3	32
19	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1
20	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

TAB. 3.4 – Particular EON95 Symmetrical Traffic Instance with Noise

3.9.2 Building Particular Instances for the Asymmetrical Model

Patterns

We discuss in this section the conversion gap patterns and their embedding in a large network for the asymmetrical model as they differ from those for the symmetrical model.

- Directed ring : Consider a directed ring with 3 nodes : $u \rightarrow v \rightarrow w \rightarrow u$. Then for the connection requests : $u \rightarrow w$, $v \rightarrow u$ and $w \rightarrow v$, wavelength conversion shows an advantage of 50%. This result generalizes to rings with ≥ 4 nodes.
- Bidirected ring : Consider a bidirected ring with 5 nodes : $u \leftrightarrow v \leftrightarrow w \leftrightarrow x \leftrightarrow y \leftrightarrow u$. Consider the 5 connections $u \rightarrow w$, $v \rightarrow x$, $w \rightarrow y$, $x \rightarrow u$, $y \rightarrow v$, and 5 more in the opposite directions : $u \leftarrow w$, $v \leftarrow x$, $w \leftarrow y$, $x \leftarrow u$, $y \leftarrow v$. With wavelength conversion it is possible to accept all requests ; without wavelength conversion only 8 can be accepted. This yields a gap of 25%. This result generalizes to bidirected rings with ≥ 6 nodes.
- \mathcal{H} -graph : In [38], Kleiberg and Kumar introduce the \mathcal{H} -graph : a directed tree consisting of a bidirectional path, with edges coming in and out at its two ends, see figure 3.5. Clearly, the paths $u_2 \rightarrow v$, $u \rightarrow v_1$, $v_2 \rightarrow v_1$, $v_2 \rightarrow u_1$ and $u_2 \rightarrow u_1$ can be colored with 2 colors with wavelength conversion, but 3 colors are needed when there are no wavelength converter.

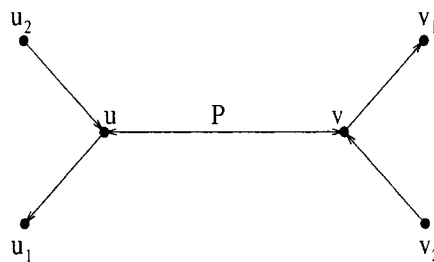


FIG. 3.5 – An \mathcal{H} -graph

Construction of instances for the nsf and eon95 networks

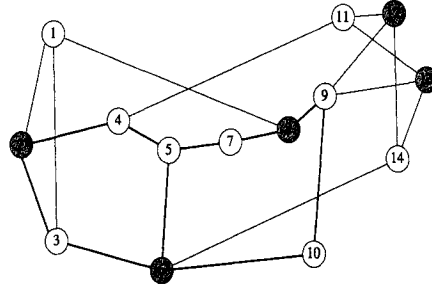


FIG. 3.6 – NSF - Asymmetrical Traffic

We now construct instances for the NSF and EON95 networks for which wavelength conversion reduces the blocking rate. We assume the networks to be bidirected.

Example 4 For the NSF network, the instance is constructed by using 2 directed cycles : $C_1 : n_2 \rightarrow n_3 \rightarrow n_6 \rightarrow n_5 \rightarrow n_4 \rightarrow n_2$ and $C_2 : n_6 \rightarrow n_{10} \rightarrow n_9 \rightarrow n_8 \rightarrow n_7 \rightarrow n_5 \rightarrow n_6$, see Figure 3.6. We assume that there is only one node where conversion is allowed : n_5 . The connection requests along these cycles are defined as explained in Section 3.9.2 for the directed ring. Since C_2 has an even number of nodes, we have to consider some connections for which the shortest path is 3 : these are connections $n_{10} \rightarrow n_7$ and $n_9 \rightarrow n_5$ (i.e., we construct the connection requests as if the node n_8 was missing). The saturated links are : $n_2 \rightarrow n_1$, $n_3 \rightarrow n_1$, $n_4 \rightarrow n_5$, $n_4 \rightarrow n_{11}$, $n_5 \rightarrow n_7$, $n_6 \rightarrow n_3$, $n_6 \rightarrow n_{14}$, $n_8 \rightarrow n_1$, $n_9 \rightarrow n_{10}$, $n_9 \rightarrow n_{12}$ and $n_9 \rightarrow n_{13}$, with a connection request equal to 2. Without conversion we are able to accept 30 connections. Allowing wavelength conversion only at node n_5 allows to accept 2 additional connections, yielding an improvement of $\frac{2}{30} = 6.67\%$. Results reported in Table 3.5 are similar for the conversion gaps although, as for the symmetrical instances, the traffic values were modified, changing the single values to 16, and the 2 values to 32.

Example 5 For the EON95 network, we considered 3 bidirected rings with 5 nodes as elementary patterns : $C_3 : n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow n_4 \rightarrow n_6 \rightarrow n_5 \rightarrow n_1$, $C_4 : n_5 \rightarrow n_{14} \rightarrow$

$n_{18} \rightarrow n_{20} \rightarrow n_{15} \rightarrow n_5$ and $C_5 : n_9 \rightarrow n_{12} \rightarrow n_{16} \rightarrow n_{17} \rightarrow n_{11} \rightarrow n_9$ and we defined the connection requests along these rings as explained in Section 3.9.2. We saturated 24 among the 48 remaining links. Without wavelength conversion, 72 connections can be accepted; when wavelength conversion is allowed at the nodes n_5 and n_9 , all 78 connections can be accepted. This yields an improvement of $\frac{6}{72} = 8.33\%$ for wavelength conversion.

As for the NSF asymmetrical instance of the Example 4, results reported in Table 3.5 are similar for the conversion gaps although again the traffic was scaled by multiplying all entries of the matrix by 16.

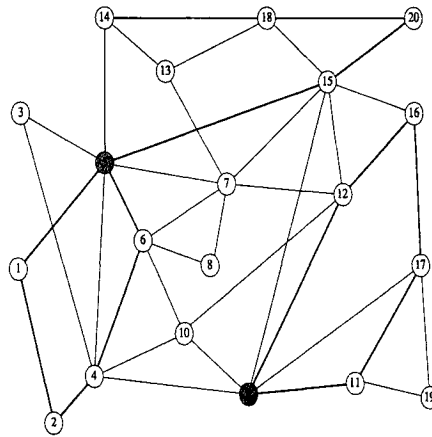


FIG. 3.7 – EON95 - Asymmetrical Traffic

Noise Asymmetrical Instances

Again, for both Examples 4 and 5, we generated a random generated traffic matrix with the above cycle structures embedded, so-called NSF with noise and described in Table 3.6 and Table 3.7 respectively. Results described in Table 3.5 showed that the conversion gap reduces again very quickly going from 6.7% to 0% for $W = 2$, and from 6.7 % to 2.8 % for $W = 32$ for the NSF instance, and going from 8.3% to 0%

for $W = 2$, and from 8.3 % to 0.5 % for $W = 32$ for the EON95 instance, although there exists some 0 values in the traffic matrices for some directional requests.

Although we observe that $z_{\text{NO_CONV}}^* \leq z_{\text{ALL_CONV}}^*$, we still verified that $z_{\text{ALL_CONV}}^* = z_{\text{ALL_PARTIAL}}^*$ where $z_{\text{ALL_PARTIAL}}^*$ was obtained considering a limited number of nodes with converters, see the list of hub nodes in Table 3.5 for each instance. Observe that the number between parenthesis on the right of the $z_{\text{ALL_CONV}}^*$ value corresponds to the number of nodes where at least one wavelength conversion occurs.

Instances	$z_{\text{NO_CONV}}^*$	z^{LP}	$z_{\text{ALL_CONV}}^*$	# conversions full conversion			# conversions # partial conversion			$z_{\text{HVA_GCP}}$	# conversions		
NSF - No Noise - 14 nodes - 21 fiber links - 272 connections - hub nodes : $n_2, n_6, n_8, n_{12}, n_{13}$													
NSF-SYM/2	14	17.5	17 (6)	12	4	1	11	6	0	17	14	3	0
NSF-SYM/16	106	140.0	140 (11)	74	48	18	82	58	0	140	91	49	0
NSF-SYM/32	202	272.0	272 (11)	143	94	35	159	113	0	272	187	85	0
NSF - With noise - 14 nodes - 21 fiber links - 428 connections - hub nodes : $n_2, n_6, n_8, n_{12}, n_{13}$													
NSF-SYM/2+	37	37.0	37 (1)	36	1	0	37	0	0	37	37	0	0
NSF-SYM/16+	181	182.2	182 (14)	108	58	16	137	45	0	181	168	13	0
NSF-SYM/32+	295	317.5	317 (14)	177	104	36	216	101	0	315	241	74	0
NSF - No noise - 14 nodes - 21 fiber links - 512 connections - hub node : n_5													
NSF-ASYM/2	30	32	32 (9)	24	5	3	30	2	0	32	30	2	0
NSF-ASYM/16	240	256	256 (13)	174	53	29	240	16	0	256	240	16	0
NSF-ASYM/32	480	512	512 (13)	353	125	34	480	32	0	509	477	32	0
NSF - With noise - 14 nodes - 21 fiber links - 652 connections - hub node : n_5													
NSF-ASYM/2+	55	55	55 (3)	51	4	0	0	0	0	55	0	0	0
NSF-ASYM/16+	296	299	299 (14)	194	65	40	292	7	0	297	285	12	0
NSF-ASYM/32+	536	551	551 (14)	384	107	60	527	24	0	550	523	27	0
EON95- 20 nodes - 39 fiber links - 832 connections - hub nodes : $n_4, n_7, n_{11}, n_{14}, n_{16}$													
EON95-SYM/2	48	52	52 (6)	45	7	0	44	8	0	52	48	4	0
EON95-SYM/16	384	416	416 (11)	333	77	6	358	58	0	416	369	47	0
EON95-SYM/32	752	832	832 (11)	657	167	8	704	128	0	832	699	133	0
EON95- 20 nodes - 39 fiber links - 1172 connections - hub nodes : $n_4, n_7, n_{11}, n_{14}, n_{16}$													
EON95-SYM/2+	73	73	73 (2)	71	2	0	72	1	0	73	73	0	0
EON95-SYM/16+	452	457	457 (12)	366	85	6	384	73	0	455	429	26	0
EON95-SYM/32+	844	876.5	876 (13)	680	166	30	744	132	0	870	795	75	0
EON95- No noise - 20 nodes - 78 fiber links - 1248 connections - hub nodes : n_5, n_9													
EON95-ASYM/2	72	78	78 (18)	57	18	3	72	6	0	78	72	6	0
EON95-ASYM/16	576	624	624 (19)	445	164	15	576	48	0	614	571	43	0
EON95-ASYM/32	1152	1248	1248 (17)	916	326	6	1152	96	0	1219	1219	0	0
EON95- With noise - 20 nodes - 78 fiber links - 1576 connections - hub nodes : n_5, n_9													
EON95-ASYM/2+	115	115	115 (6)	108	6	1	114	1	0	115	115	0	0
EON95-ASYM/16+	700	701	701 (19)	541	112	48	664	37	0	693	673	20	0
EON95-ASYM/32+	1303	1325.6	1325 (19)	998	255	72	1243	82	0	1294	1258	36	0

TAB. 3.5 – Particular Instances

0	0	0	1	2	1	2	0	0	3	2	0	0	0
32	0	3	0	1	16	3	2	0	3	3	0	2	0
32	0	0	0	16	0	0	0	1	0	3	0	1	3
0	2	16	0	32	3	1	2	1	1	32	0	0	1
0	16	2	0	0	0	32	0	2	16	0	1	1	1
0	0	32	16	1	0	0	2	16	0	3	0	1	32
0	0	3	0	0	16	0	2	0	0	3	2	1	0
32	0	2	0	2	0	0	0	0	3	1	0	0	1
1	2	0	0	16	0	1	2	0	32	1	32	32	0
0	0	2	0	1	1	16	0	2	0	1	2	2	1
0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	2	2	0
2	1	1	3	0	2	0	2	0	0	0	0	3	0
1	0	0	3	0	0	0	3	0	0	0	0	0	1
2	2	0	0	0	2	2	0	2	0	2	1	0	0

TAB. 3.6 – Particular NSF Asymmetrical Traffic Instance with Noise

3.9.3 Performance of the `tabu_gpcp` heuristic on the particular instances

As expected, solving the multi-hop RWA problem is more difficult than solving the single hop RWA problem using the `TABU_GPCP` heuristic. However, the results are still very good as either the `RWA_GPCP_MH` heuristic is able to obtain the optimal solutions or a solution that is never further than 2.6 % away from the optimal one and 0.56 % away on the average.

3.10 Conclusions

Although many authors have studied the RWA problem with some conversion features, few studies provided numerical results that show a clear benefit from adding conversion features in terms of the blocking rate. In this study, not only we propose a new efficient heuristic for the RWA problem with conversion, but we also go further in identifying the problem instances for which there is a benefit. Further investigation need to be done in the case of dynamic traffic for which more benefit from using converters are expected, as outlined in some studies, see, e.g., Venugopal, Shivakumar and Kumar [66], Xiao, Lu and Chlamtac [76].

0	2	3	16	1	16	2	0	0	0	2	3	0	1	0	3	2	1	2	2
0	0	2	0	16	16	1	2	0	0	0	0	0	0	0	3	1	3	3	2
0	0	0	0	32	2	0	0	0	1	1	0	1	0	0	3	0	0	3	0
16	3	2	0	48	0	0	0	2	1	3	0	0	2	0	0	0	0	0	1
0	16	32	48	0	0	0	3	2	0	0	1	1	0	3	1	0	16	2	16
16	16	0	3	1	0	3	1	0	0	0	0	1	0	1	3	0	2	3	0
0	0	2	2	32	32	0	32	0	1	2	0	3	0	32	1	0	0	3	0
2	0	3	3	0	0	1	0	0	1	1	0	0	0	2	3	3	0	0	3
1	1	3	32	0	3	2	3	0	2	3	0	0	0	32	16	48	0	0	2
3	2	0	32	3	32	0	0	32	0	0	32	0	2	1	2	3	1	0	3
0	1	0	0	1	1	0	0	0	1	0	16	0	0	0	16	0	0	0	0
0	1	1	2	0	2	1	1	3	0	16	0	2	0	32	0	16	0	1	0
1	3	0	2	0	0	0	1	3	1	2	0	0	32	2	0	0	32	1	2
0	1	3	0	3	1	1	3	1	0	3	2	0	0	16	0	1	0	2	16
1	2	2	3	0	0	0	0	2	0	1	1	0	16	0	1	1	48	0	0
0	0	0	3	0	0	0	0	16	0	16	3	2	3	32	0	1	0	0	1
0	0	3	3	2	2	3	0	48	0	2	16	2	0	0	0	0	0	0	0
0	0	1	3	16	0	1	2	3	0	3	2	2	2	48	3	1	0	1	3
0	0	0	3	0	0	0	1	2	1	32	0	0	0	2	2	32	0	0	2
0	0	2	0	16	3	2	0	0	0	1	2	0	16	1	0	3	0	0	0

TAB. 3.7 – Particular EON95 Asymmetrical Traffic Instance with Noise

Acknowledgments

Work of the first author has been supported by a NSERC (Natural Sciences and Engineering Research Council of Canada) grant GP0036426 and a Concordia Research Chair on the Optimization of Communication Networks.

CHAPITRE 4 : DISCUSSION GÉNÉRALE

Dans le domaine des télécommunications, le problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde est un problème très important. Le but du problème est d'offrir la meilleure performance pour un réseau sans en changer les infrastructures. Il est difficile à résoudre exactement pour des problèmes de très grande taille. Certains chercheurs ont proposé des formulations en programmation linéaire en nombres entiers pour résoudre ce genre de problème [2]. Aussi, plusieurs algorithmes heuristiques ont été proposés dans la littérature. Dans ce contexte certains ont proposé une stratégie en une étape, c'est-à-dire, résoudre le problème de routage et le problème d'affectation de longueur d'onde en même temps. D'autres chercheurs ont proposé une stratégie en deux étapes, c'est-à-dire, résoudre le problème de routage en premier, résoudre le problème d'affectation de longueur d'onde ensuite. Il a aussi été proposé d'utiliser la conversion de longueurs d'onde afin d'améliorer la performance du réseau [17][29][56][70][71][72].

Les convertisseurs qui s'installent sur les routeurs peuvent convertir une longueur d'onde à une autre dans un réseau optique. Cette idée a été proposée vers la fin des années 1980. Ramaswami et Sasaki [56] ont fait une bonne classification pour les types de conversions et ont montré le bénéfice de la conversion pour certaines topologies particulières des réseaux. Ils ont défini la conversion fixe, la conversion partielle et la conversion entière. Ils ont étudié les trois types de conversion pour trois topologies différentes des réseaux : en anneau, en étoile et en arbre. Selon leurs résultats, la conversion de longueurs d'onde peut améliorer la performance pour les réseaux avec ces topologies spécifiques. Basé sur ce résultat, beaucoup de travaux ont été effectués pour aller plus loin [17][29][70][71][72].

Le problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde peut être séparé en deux catégories de problème : le modèle de trafic statique et le modèle de trafic dynamique. Le modèle de trafic dynamique du problème de RWA avec conversion de longueurs d'onde a été étudié dans les articles [17][29][70].

Étant donné que les convertisseurs entiers de longueurs d'onde sont très chers, Qin et Yang [72], Chu, Liu et Zhang [71], ont étudié la performance du problème de RWA avec conversion clairsemée-partielle [72] ou conversion limitée du réseau optique [71]. Les résultats ont montré que le problème de RWA avec conversion clairsemée-partielle ou conversion limitée ont une performance approchant celle de la conversion entière. Le modèle de trafic statique du problème RWA avec conversion de longueurs d'onde n'a pas beaucoup été étudié dans la littérature. Dans le modèle de trafic statique, l'ensemble des demandes à satisfaire est connu à l'avance et ne varie pas. Cet ensemble est appelé matrice de trafic et contient les paires source-destination des demandes. Dans ce modèle, l'objectif est généralement de maximiser le nombre de requêtes acheminées étant donné un nombre de longueurs d'onde disponibles sur chaque fibre, ou, de minimiser le nombre de longueurs d'onde nécessaires pour satisfaire l'ensemble des demandes de connexions.

Chen et Modiano [43] ont étudié ce modèle de problème, avec une topologie spécifique du réseau. Ils ont utilisé un réseau en anneau. Selon leurs études, la conversion de longueurs d'onde peut améliorer la performance du réseau.

Dans cet article, le problème RWA est modélisé comme une extension du problème de coloriage de graphe. Nous résolvons ce problème avec un algorithme pour résoudre le problème du GPCP (Generalized Partition Coloring Problem) qui est une généralisation du problème PCP (Partition Coloring Problem).

Pour résoudre le problème de PCP, Li et Simha [21] ont développé des heuristiques gloutonnes. Noronha et Ribeiro [62] ont amélioré cette méthode grâce à un algorithme de recherche Tabou.

L'objectif principal de cet article est de proposer une solution au problème de RWA statique, qui permettrait de maximiser le nombre de demandes satisfaites. Nous présentons un algorithme qui exploite la reformulation sous forme d'un problème GPCP pour modéliser le problème RWA. Nous utilisons un algorithme de recherche Tabou pour résoudre le problème GPCP avec ou sans la conversion de longueurs d'onde.

De plus, selon les caractéristiques de la conversion, nous avons construit certaines matrices de trafic pour lesquelles il existe une différence entre la solution optimale avec conversion et la solution optimale sans conversion. On a deux types de matrices

de trafic. Le premier type a seulement des paires de requêtes pour construire des problèmes tests possiblement très artificiels pour lesquels la différence entre les solutions optimales est la plus grande possible. Pour le deuxième type, nous avons ajouté un certain nombre de requêtes générées aléatoirement aux ensembles de données du premier type de sorte à ce que chaque paire source-destination ait au moins une requête. Ce second type de données correspond à ce que nous appellerons données bruitées par la suite.

La qualité des solutions heuristiques est évaluée à l'aide de la résolution du problème RWA avec des formulations de programmation linéaire en nombres entiers [2] pour différentes topologies et matrices de trafic. Dans cet article, nous avons étudié la conversion pour des réseaux existants (i.e. réseau NSF, réseau EON95, réseau EON04 et réseau Brésil). Selon nos résultats, l'algorithme de GPCP avec recherche Tabou a très souvent trouvé les solutions optimales. Dans les cas, où il ne trouve pas les solutions optimales, les solutions sont très proches de solutions optimales. Contrairement à ce qui est véhiculé dans la littérature, nos études montrent que la conversion de longueurs d'onde est peu utile en général pour améliorer le taux de blocage ou les connexions acceptées dans un réseau optique. Pour un réseau général et un matrice de trafic naturelle, la conversion de longueurs d'onde n'est pas utile pour améliorer le taux de blocage. Nous avons également proposé des constructions des problèmes particuliers pour lesquels il existe une différence entre la solution optimale avec conversion et la solution optimale sans conversion. Selon nos études, il est clair lorsque le pourcentage de requêtes bruitées augmente, les différences diminuent très rapidement.

CHAPITRE 5 : CONCLUSION ET RECOMMANDATIONS

Dans ce mémoire, nous avons traité du modèle de trafic statique pour le problème de routage et d'affectation de longueurs d'onde, modélisé comme une extension du problème de coloriage de graphe, le problème GPCP. Puis, nous avons utilisé un algorithme de recherche Tabou pour résoudre ce problème avec ou sans la conversion de longueurs d'onde. L'algorithme de GPCP avec recherche Tabou a très souvent trouvé les solutions optimales. Deuxièmement, nous avons étudié le bénéfice de la conversion pour deux réseaux NSF net (National Science Foundation's ultraviolet monitoring network) et EON net (European Optical network). Pour ces deux réseaux, nous avons construit des matrices de trafic spécifiques où il existe une différence entre la solution optimale avec conversion et la solution optimale sans conversion. De plus, lorsque le pourcentage de requêtes bruitées augmente, les différences diminuent très rapidement. Avant de conclure sur le peu d'intérêt de la conversion, il pourrait être utile de considérer un modèle RWA qui intègre le groupage des requêtes. Si l'objectif du problème RWA est de minimiser le taux de blocage, la conversion est peu utile pour les cas généraux. Mais il pourrait être utile si l'objectif est de minimiser le coût du réseau tout en acceptant toutes les requêtes. Il serait intéressant de développer un modèle RWA qui intègre le groupage des requêtes avec ou sans conversion, et d'étudier le problème RWA avec ou sans conversion dont l'objectif de recherche est de minimiser le coût du réseau tout en acceptant toutes les requêtes.

BIBLIOGRAPHIE

- [1] A. Al-Fuqaha, G. Chaudhry, M. Guizani, and G. Brahim. Routing in all-optical dwdm networks with sparse wavelength conversion capabilities. In *IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM '03.*, volume 5, pages 2569 – 2574, 2003.
- [2] J. B., C. Meyer, B. Thiongane, and X. Yu. ILP formulations and optimal solutions for the RWA problem. *Global Telecommunications Conference, 2004. GLOBECOM '04. IEEE*, 3 :1918–1924, Dec. 2004.
- [3] A. Betker, C. Gerlach, R. Hulsermann, M. Jager, M. Barry, S. Bodamer, J. Spath, C. Gauger, and M. Kohn. Reference transport network scenarios. Technical report, MultiTeraNet Project, 2004.
- [4] R. Betker A., C.Gerlach, M.Jager, M.Barry, S.Bodamer, J.Spath, C.Gauger, and K. Sivaraajan. Reference transport network scenarios. *MultiTeraNet Project, Tech. Rep.*, 2004.
- [5] C.Berge. *Graphes et hypergraphes*. Dunod, 1973.
- [6] D. C.F. Heuristique taboues pour le routage et l'affectation de longueurs d'onde dans les réseaux optiques. *Maîtrise Mémoire, Département de Génie Informatique. École Polytechnique de Montréal, Montréal*, 2004.
- [7] C. Chen and S. Banerjee. A new model for optimal routing and wavelength assignment in wavelength division multiplexed optical networks. In *INFOCOM'96, Proceedings IEEE*, volume 1, pages 164–171, 1996.
- [8] X. Chu, B. Li, and I. Chlamtac. Wavelength converter placement under different RWA algorithms in wavelength-routed all-optical networks. *IEEE Transactions on Communications*, 51(4) :607 – 617, April 2003.
- [9] T. Cinkler, D. Marx, C. Larsen, and D. Fogaras. Heuristic algorithms for joint configuration of the optical and electrical layer in multi-hop wavelength routing networks. In *Proceedings of the IEEE Nineteenth Annual Joint Conference of the*

- IEEE Computer and Communications Societies - INFOCOM 2000*, volume 2, pages 1000 – 1009, March 2000.
- [10] D. Corne, M. Oates, and G. Smith, editors. *Telecommunications Optimization : Heuristic and Adaptive Techniques*. Wiley, Chichester, England, 2000.
 - [11] D. Coudert and H. Rivano. Lightpath assignment for multifibers WDM networks with wavelength translators. In *IEEE Globecom*, pages 2686–2690, Taiwan, Nov. 2002. OPNT-01-5.
 - [12] CPLEX. *Using the CPLEXTM Callable Library (Version 8.1)*. CPLEX Optimization Inc., 2003.
 - [13] M. C.S.R. and M. Gurusamy. WDM OPTICAL NETWORKS : Concepts, design, and algorithms. *Prentice Hall PTR*, Nov. 2001.
 - [14] B. D. and M. B. 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, June 1996.
 - [15] O. D. Routage et affectation de longueurs d’onde dans les réseaux optiques WDM. *Maîtrise Mémoire, École Polytechnique de Montréal*, Dec. 2002.
 - [16] R. Dutta and G. Rouskas. A survey of virtual topology design algorithms for wavelength routed optical networks. *Optical Networks Magazine*, 1(1) :73–89, January 2000.
 - [17] K. E. 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), Apr. 1998.
 - [18] T. Erlebach and S. Stefanakos. On shortest-path all-optical networks without wavelength conversion requirements. Technical Report 153, ETH-TIK, Zürich, Swiss, October 2002.
 - [19] T. Erlebach and S. Stefanakos. On shortest-path all-optical networks without wavelength conversion requirements. In M. H. H. Alt, editor, *STACS 2003 : 20th Annual Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science, Berlin, Germany, February 27 - March 1, 2003. Proceedings*, volume 2607 of *LNotes*, pages 133–144, 2003.

- [20] J. G. and E. Ayanoglu. Comparison of wavelength-interchanging and wavelength-selective cross-connects in multiwavelength all-optical networks. *Proc. INFOCOM'96*, pages 156–163, May 1996.
- [21] L. G. and R. Simha. The partition coloring problem and its application to wavelength routing and assignment. *in Proceedings of the First Workshop on Optical Network*, 2000.
- [22] F. Glover and M. Laguna. *Tabu Search*. Kluwer, 1997.
- [23] A. G.P. Fiber-optic communication systems. *John Wiley & Sons, New York*, 1997.
- [24] A. G.P. and N. Dutta. Long-wavelength semiconductor lasers. *Van Nostrand Reinhold, New York*, 1986.
- [25] H. H., M. Murata, and H. Miyahara. Performance of alternate routing methods in all-optical switching networks. *IEEE INFOCOM'97*, 2 :516–524, 1997.
- [26] A. Hertz and D. de Werra. Using Tabu Search for Graph Coloring. *Computing*, 39 :345–351, 1987.
- [27] E. Hyytiä and J. Virtamo. Wavelength assignment and routing in wdm networks. In *Fourteenth Nordic Teletraffic Seminar, NTS-14*, Copenhagen, Denmark, Aug. 1998.
- [28] C. I., A. Ganz, and G. Karmi. Lightnet : lightpath based solutions for wide bandwidth WANs. *INFOCOM'90*, 3 :1014–1021, 1990.
- [29] Z. J. and X. Yuan. A study of dynamic routing and wavelength assignment with imprecise network state information. *Parallel Processing Workshops, 2002. Proceeding. International Conference on 2002*, pages 207–213, Aug. 2002.
- [30] B. Jaumard. Network and traffic data sets for optical network optimization. users.encs.concordia.ca/~bjaumard.
- [31] B. Jaumard and T. Hemazro. Routing and wavelength assignment in single hop all optical networks with minimum blocking. Submitted for Publication.
- [32] B. Jaumard, C. Meyer, and B. Thiongane. Comparison of ILP formulations for the RWA problem. Submitted for Publication.

- [33] B. Jaumard, C. Meyer, and B. Thiongane. ILP formulations for the RWA problem for symmetrical systems. In P. Pardalos and M. Resende, editors, *Handbook for Optimization in Telecommunications*, chapter 23, pages 637–678. Kluwer, 2006.
- [34] B. Jaumard, C. Meyer, B. Thiongane, and X. Yu. ILP formulations and optimal solutions for the RWA problem. In *IEEE GLOBECOM*, Nov.-Dec. 2004. To appear.
- [35] H.-Y. Jeong and S.-W. Seo. A binary (0-1) linear program formulation for the placement of limited-range wavelength converters in wavelength-routed wdm networks. *Journal of Lightwave Technology*, 23(10) :3076 – 3091, October 2005.
- [36] E. Karasan and E. Ayanoglu. Effects of Wavelength Routing and Selection Algorithms on Wavelength Conversion Gain in WDM Optical Networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 6(2), April 1998.
- [37] S. Kartalopoulos. *Next Generation SONET/SDH : Voice and Data*. Wiley-IEEE Press, 2004.
- [38] J. Kleinberg and A. Kumar. Wavelength conversion in optical networks. *Journal of algorithms*, 38(1) :25–50, 2001.
- [39] R. Krishnaswamy. *Algorithms for Routing, Wavelength Assignment and Topology Design in Optical Networks*. PhD thesis, Dpt. of Electrical Commun. Eng., Indian Institute of Science, Bangalore, India, 1998.
- [40] R. Krishnaswamy and K. Sivarajan. Algorithms for routing and wavelength assignment based on solutions of LP-relaxation. *IEEE Communications Letters*, 5(10) :435–437, October 2001.
- [41] R. Krishnaswamy and K. Sivarajan. Design of logical topologies : A linear formulation for wavelength routed optical networks with no wavelength changers. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 9(2) :184–198, April 2001.
- [42] L. L. and A. K. Somani. Dynamic wavelength routing using congestion and neighborhood information. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1999.
- [43] C. L-W. and E. Modiano. Efficient routing and wavelength assignment for reconfigurable WDM networks with wavelength converters. *INFOCOM 2003. Twenty-*

Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies., 3 :1785–1794, 2003.

- [44] E. Leonardi, M. Mellia, and M. Marsan. Algorithms for the logical topology design in WDM all-optical networks. *Optical Networks Magazine*, 1 :35–46, January 2000.
- [45] B. Li and X. Chu. Routing and wavelength assignment vs. wavelength converter placement in all-optical networks. *IEEE Communications Magazine*, 41(8) :S22 – S28, August 2003.
- [46] G. Li and R. Simha. The partition coloring problem and its application to wavelength routing and assignment. In *Proceedings of the First Workshop on Optical Network*, 2000.
- [47] K. M. and A. Acampora. Benefits of wavelength translation in all-optical clear-channel networks. *IEEE Journal. Select. Areas in Commun.*, pages 406–410, June 1996.
- [48] S. M. and T. Otani. High-speed (40-160 gb/s) WDM transmission in terrestrial networks. *2003 OFC Technical Digest*, pages 741–742, 2003.
- [49] S. R. S. W. M. Algorithmes de routage dynamique dans les réseau optiques. *Maîtrise Mémoire, Dpt. de Génie Électrique. École Polytechnique de Montréal, Montréal*, 2003.
- [50] S. M.D. and K. Sivarajan. Practical routing and wavelength assignment algorithms for all optical networks with limited wavelength conversion. *IEEE International Conference on 2002*, 5 :2734–2739, 2002.
- [51] T. Noronha and C. Ribeiro. Routing and wavelength assignment by partition coloring. *European Journal of Operational Research*, 2005. to appear.
- [52] M. O’Mahony, D. Simeonidu, A. Yu, and J. Zhou. The design of the european optical network. *Journal of Lighthwave Technology*, 13(5) :817–828, 1995.
- [53] A. O’Mahony M.J., D.Simeonidu and J.Zhou. The design of the european optical network. *Journal Lightwave Technol.*, 3 :817–828, May 1995.
- [54] H. P. and S. Ovadia. Optical technologies for enterprise networks. *Intel Technology Journal*, 8(2), May 2004.

- [55] G. R. Fiber optic reference guide. *Focal Press, Third Edition*, 2002.
- [56] R. R. and G. Sasaki. Multiwavelength optical networks with limited wavelength conversion. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 6(6), Dec. 1998.
- [57] R. Ramaswami and G. Sasaki. Multiwavelength optical networks with limited wavelength conversion. *IEEEnet*, 6(6) :744–754, 1998.
- [58] K. R.M. and K.N.Sivarajan. Design of logical topologies : A linear formulation for wavelength routed optical network with no wavelength changers. *IEEE/ACM Trans. Networking*, pages 186–198, Apr. 2001.
- [59] O. S. Broadband cable TV access networks : From technologies to applications. *Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, NJ*, 2001.
- [60] S. S. and R. Barry. Wavelength assignment in fixed routing WDM networks. *IEEE ICC'97*, pages 406–410, June 1997.
- [61] D. Schupke. Off-line lightpath routing in WDM networks with different wavelength converter configurations. In *Workshop on High Performance Switching and Routing (HPSR). Workshop on Merging Optical and IP Technologies*, pages 283–288. IEICE/IEEE, 2002.
- [62] N. T. and C. Ribeiro. Routing and wavelength assignment by partition coloring. *European Journal of Operational Research*, 2004.
- [63] V. Tamarapalli and S. Srinivasan. Normalized cuts for wavelength converter placement. In *Workshop on High Performance Switching and Routing - HPSR 2004*, pages 292 – 296, 2004.
- [64] V. Tamarapalli and S. Srinivasan. Wavelength converter placement in wdm networks with non-uniform traffic. In *The 13th IEEE Workshop on Local and Metropolitan Area Networks - LANMAN 2004*, pages 109 – 112, 2004.
- [65] A. Thiagarajan, S.; Somani. An efficient algorithm for optimal wavelength converter placement on wavelength-routed networks with arbitrary topologies. In *IEEE Proceedings of the Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies - INFOCOM '99*, volume 2, pages 916 – 923, March 1999.

- [66] K. Venugopal, M. Shivakumar, and P. Kumar. A heuristic for placement of limited range wavelength converters in all-optical networks. In *IEEE Proceedings of the Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies - INFOCOM '99*, volume 2, pages 908 – 915, March 1999.
- [67] N. Wauters and P. Demeester. Design of the optical path layer in multiwavelength cross-connected networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(5) :881–892, June 1996.
- [68] G. W.D. Mesh-based survivable networks. *Prentice Hall, Upper Saddle River, NJ*, 2004.
- [69] C. X., B.Li, and I.Chlamtac. Wavelength converter placement under different RWA algorithms in wavelength-routed all-optical networks. *IEEE Transaction on Communication*, 51(4), Apr. 2003.
- [70] C. X., B. Li, and Z. Zhang. A dynamic RWA algorithm in a wavelength-routed all-optical network with wavelength converters. *INFOCOM 2003, Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 3 :1795–1804, Apr. 2003.
- [71] C. X., J. Liu, and Z. Zhang. Analysis of sparse-partial wavelength conversion in wavelength-routed WDM networks. *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 2 :1363–1371, Mar. 2004.
- [72] Q. X. and Y. Yang. Multicast connection capacity of WDM switching networks with limited wavelength conversion. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 12(3), June 2004.
- [73] Z. X. and C. Qiao. Wavelength assignment for dynamic traffic in multi-fiber WDM networks. *IEEE ICCCN*, pages 479–485, Oct. 1998.
- [74] K. Xi, S. Arakawa, and M. Murata. How many wavelength converters do we need? In *Conference on Optical Network Design and Modeling*, pages :347 – 358, 2005.

- [75] G. Xiao and Y. Leung. Algorithms for allocating wavelength converters in all-optical networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on Networking*, 7(4) :545 – 557, August 1999.
- [76] G. Xiao, K. Lu, and I. Chlamtac. An evaluation of distributed wavelength provisioning in wdm optical networks with sparse wavelength conversion. *Journal of Lightwave Technology*, 22(7) :1668 – 1678, July 2004.
- [77] Z. Y.B., K. Taira, H. Takagi, and S. Das. An efficient heuristic for routing and wavelength assignment in optical wdm networks. *IEEE International Conference on 2002*, 5 :2734–2739, 2002.
- [78] H. Zang, J. P. Jue, and B. Mukherjee. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. *Optical Networks Magazine*, pages 47–60, January 2000.