ROUTAGE DYNAMIQUE ET ALLOCATION DE RESSOURCES POUR REDUIRE LA FRAGMENTATION DANS LES RESEAUX OPTIQUES ELASTIQUES MULTIFIBRES

Boris Stéphane Zouneme

▶ **To cite this version:**

Boris Stéphane Zouneme. ROUTAGE DYNAMIQUE ET ALLOCATION DE RESSOURCES POUR REDUIRE LA FRAGMENTATION DANS LES RESEAUX OPTIQUES ELASTIQUES MULTI-FIBRES. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Institut National Polytechnique Félix Houphouët-Boigny de Yamoussoukro (Côte d'Ivoire), 2022. Français. NNT : . tel-03698724

HAL Id: tel-03698724
https://hal.science/tel-03698724

Submitted on 18 Jun 2022

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

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

REPUBLIQUE DE COTE D'IVOIRE
Union - Discipline – Travail

MINISTERE DE L'ENSEIGNEMENT SUPERIEUR ET DE LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE

Institut National Polytechnique Félix HOUPHOUËT-BOIGNY de Yamoussoukro

Ecole Doctorale Polytechnique

N° d'ordre : 106/2022

THÈSE UNIQUE

Pour l'obtention du grade de

DOCTEUR DE L'INSTITUT NATIONAL POLYTECHNIQUE FELIX HOUPHOUËT-BOIGNY

Mention : Sciences et Technologies

Spécialité : Informatique

Thème :

ROUTAGE DYNAMIQUE ET ALLOCATION DE RESSOURCES POUR REDUIRE LA FRAGMENTATION DANS LES RESEAUX OPTIQUES ELASTIQUES MULTIFIBRES

Présentée et soutenue publiquement le **jeudi 24 mars 2022** par

ZOUNEME Boris Stéphane

JURY

M. BABRI Michel	Professeur Titulaire	Institut National Polytechnique Félix Houphouët-Boigny, Yamoussoukro-Côte d'Ivoire	Président
M. N'TAKPE Tchimou	Maître de Conférences	Université Nangui Abrogoua, Abidjan-Côte d'Ivoire	Rapporteur
M. PALANGA Eyouléki Tcheyi Gnadi	Maître de Conférences	Université de Lomé, Lomé-Togo	Rapporteur
M. KONAN Kouadio Fransisco	Maître de Conférences	Ecole Normale Supérieure d'Abidjan, Abidjan-Côte d'Ivoire	Examinateur
M. OUMTANAGA Souleymane	Professeur Titulaire	Institut National Polytechnique Félix Houphouët-Boigny, Yamoussoukro-Côte d'Ivoire	Directeur de thèse

Remerciements

Je rends grâce à Dieu de m'avoir permis de mener à bien ce travail de recherche.

Je tiens à adresser mes sincères remerciements à mon directeur de thèse, Professeur OUMTANAGA Souleymane pour m'avoir accueilli au sein du Laboratoire de Recherche en Informatique et Télécommunication (LARIT). Ses précieux conseils et sa disponibilité à mes côtés m'ont permis de percevoir sa noble vision d'y former des cadres compétents afin de contribuer au développement de notre pays.

Je tiens aussi à remercier le directeur du LARIT, Professeur BABRI Michel pour ses précieux conseils, sa grande générosité et surtout pour avoir accepté de présider mon jury de soutenance.

J'exprime mes remerciements à tous les membres du Conseil Scientifique du LARIT dirigé par Professeur LOUM Georges pour sa contribution à l'encadrement des doctorants et stagiaires du LARIT. Dans la même veine, je remercie toute l'équipe de recherche Innovation et Réseaux de Futur (IReF) à laquelle je suis affilié, ainsi que toute l'équipe de Signal Image et Système Electrique (SISE) pour leurs critiques pertinentes qui ont permis de rehausser qualitativement ce travail. Que tous les membres du LARIT trouvent ici l'expression de ma reconnaissance.

Je remercie toute l'équipe enseignante et administrative de l'Institut National Polytechnique Félix Houphouët Boigny (INP-HB) et l'Ecole Doctorale Polytechnique (EDP) de Yamoussoukro pour leur participation à ma formation.

Je tiens à remercier les membres du jury pour leur lecture attentive de ma thèse ainsi que pour les remarques qu'ils m'ont adressées lors de ma soutenance afin d'améliorer mon travail. En l'occurrence, Monsieur N'TAKPE Tchimou, Maître de Conférences de l'Université Nangui Abrogoua et Monsieur PALANGA Eyouléki Tcheyi Gnadi, Maître de Conférences de l'Université de Lomé pour avoir pris de leur temps pour rapporter ma thèse.

Mes vifs remerciements sont adressés à Monsieur KONAN Kouadio Fransisco, Maître de Conférences de l'Ecole Normale Supérieur d'Abidjan, pour ses conseils et pour avoir examiné mon travail.

Ma profonde reconnaissance est adressée à mes parents ZOUNEME Etienne et TAPE Caroline pour leur bénédiction, leur soutien dans ma vie jusqu'à ce niveau de mon parcours universitaire et à travers eux toute ma famille, particulièrement ma sœur ZOUNEME Natacha

et mon frère ZOUNEME Arnaud pour leur soutien financier indéfectible à mon endroit, je vous aime énormément.

Enfin, je remercie ma famille spirituelle et tous ceux qui d'une manière ou d'une autre m'ont soutenu et qui ont contribué à la réalisation de ce projet de thèse.

Que Dieu vous bénisse au-delà de vos attentes.

Résumé

Le volume du trafic de données continue de croître considérablement par la croissance exponentielle et dynamique d'applications qui imposent des ressources en bandes passantes et des débits hétérogènes. La technologie de multiplexage en longueur d'ondes WDM (Wavelength Division Multiplexing) utilisée dans les réseaux optiques permet de partager la largeur du spectre disponible afin de satisfaire plusieurs demandes de connexion avec des débits élevés. Cependant, les grilles de fréquence dans les réseaux WDM sont fixes ce qui induit un gaspillage de ressources dû aux larges sous-bandes allouées aux applications moins exigeantes en bande passante. Ce constat a mené les chercheurs à proposer les réseaux optiques élastiques EON (Elastic Optical Network), dans lesquels l'allocation des slots de fréquence est fonction des besoins souhaités pour une éventuelle connexion. Cette connexion dépend de la longueur du chemin, le débit souhaité et le format de modulation. Cependant, les réseaux optiques élastques sont confrontés aux problèmes de routage, d'allocations de ressources spectrales et de consommation d'énergie. Toutefois, l'établissement et la mise en service de connexions dynamiques avec des largeurs de bande et des débits de données différents entraînent avec le temps une fragmentation du spectre dans le réseau. Les réseaux optiques élastiques à fibre unique sont confrontés au problème de la fragmentation du spectre optique. La fragmentation du spectre se réfère à de petits blocs, des segments de spectre isolés et non alignés. Aussi avec l'avènement du multifibres, ce taux de fragmentation est plus prononcé, ce qui se traduit par un taux de blocage très élevé qui est devenu une problématique cruciale dans les réseaux optiques élastiques multifibres.

Dans notre travail de thèse qui porte sur le routage dynamique et allocation de ressources pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres, nous abordons le problème de routage adaptatif et d'allocation des ressources dans les réseaux optiques élastiques multifibres dans un contexte dynamique.

Dans un tel contexte, une approche plus élaborée de gestion de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres permettrait d'apporter plus de flexibilité et de robustesse dans la gestion et l'allocation des ressources de l'infrastructure réseau optique.

Dans notre projet de thèse, nous avons développé des algorithmes de routage et d'allocation de ressources, à savoir *AMF* et *RSA-RF* dans des scénarios dynamiques. Ces algorithmes tiennent compte d'un nouveau paramètre mathématique que nous avons proposé comme critère de choix dans la détermination du chemin optimal et de la consommation d'énergie ; puisque que les réseaux optiques élastiques multifibres comme tout réseau optique, sont constitués de

composants actifs qui ont un impact sur la consommation énergétique globale du réseau. Ce paramètre est le coût d'allocation (*CA*).

Dans la première approche de notre étude, nous définissons autant de topologies virtuelles qu'il y a de fibres sur chaque lien du réseau. Pour chaque topologie virtuelle, les *k* chemins les plus courts sont déterminés pour trouver les chemins candidats entre la source et la destination en fonction de la minimisation du coût d'allocation. Ensuite, nous appliquons l'algorithme d'allocation des ressources suivi du choix du chemin optimal avec un coût énergétique minimum.

Dans notre deuxième approche, nous considérons qu'une demande de connexion peut être établie sur différentes fibres sur un chemin donné tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté du spectre. Pour déterminer, l'ensemble des blocs de slots d'un chemin, nous créons des combinaisons d'intersection entre les blocs de chaque ensemble appartenant à un chemin ; ce qui permet d'obtenir l'ensemble des blocs de slots du chemin. Dans ce cas, le chemin optique qui a le coût d'allocation minimal est choisi dans le but de minimiser la fragmentation.

La probabilité de blocage et le taux d'utilisation du spectre sont pris en compte pour évaluer la performance de nos algorithmes. Les résultats de la simulation montrent l'efficacité de nos approches et de nos algorithmes comparativement aux différentes études menées dans la littérature.

Mots-clés : Routage et allocation de spectre, réseaux optiques élastiques multifibres, coût d'allocation, fragmentation, économie d'énergie, qualité de service.

Abstract

The volume of data traffic continues to grow dramatically due to the exponential and dynamic growth of applications that require heterogeneous bandwidth resources and data rates. Wavelength Division Multiplexing (WDM) technology used in optical networks allows the available spectrum to be shared to satisfy multiple connection demands at high data rates. However, the frequency grids in WDM networks are fixed, which leads to a waste of resources due to the large sub-bands allocated to less bandwidth-intensive applications. This observation led researchers to propose Elastic Optical Networks (EON), in which the allocation of frequency slots depends on the desired needs for a possible connection. This connection depends on the path length, the desired data rate and the modulation format. However, elastomeric optical networks are confronted with problems of routing, spectrum resource allocation and power consumption. However, the establishment and operation of dynamic connections with different bandwidths and data rates leads to spectrum fragmentation in the network over time. Elastic single-fiber optical networks face the problem of optical spectrum fragmentation. Spectrum fragmentation refers to small blocks, isolated and unaligned spectrum segments. Also with the advent of multifiber, this fragmentation rate is more pronounced, resulting in a very high blocking rate which has become a crucial issue in multifiber elastic optical networks.

In our thesis work on dynamic routing and resource allocation to reduce fragmentation in elastic multifiber optical networks, we address the problem of adaptive routing and resource allocation in elastic multifiber optical networks in a dynamic context. In such a context, a more elaborate approach to fragmentation management in multifiber elastic optical networks would provide more flexibility and robustness in the management and allocation of optical network infrastructure resources.

In our thesis project, we developed routing and resource allocation algorithms, namely *AMF* and *RSA-RF* in dynamic scenarios. These algorithms consider a new mathematical parameter that we have proposed as a criterion of choice in the determination of the optimal path and energy consumption; because multifiber elastic optical networks, like any other optical network, are made up of active components that have an impact on the overall energy consumption of the network. This parameter is the (*AC*) allocation cost.

In the first approach of our study, we define as many virtual topologies as there are fibers on each link of the network. For each virtual topology, the k shortest paths are determined to find

the candidate paths between the source and the destination according to the minimization of the allocation cost. Then, we apply the resource allocation algorithm followed by the selection of the optimal path with minimum energy cost.
In our second approach, we consider that a connection request can be established over different fibers on a given path while respecting the continuity and spectrum contiguity constraints. To determine the set of slot blocks of a path, we create intersection combinations between the blocks of each set belonging to a path; this gives the set of slot blocks of the path. In this case, the optical path with the minimum allocation cost is chosen in order to minimize fragmentation. The blocking probability and the spectrum utilization rate are considered to evaluate the performance of our algorithms. The simulation results show the efficiency of our approaches and algorithms compared to different studies in the literature.

Keywords: Routing and spectrum allocation, multifiber elastic optical networks, allocation cost, fragmentation, energy-saving, quality of service.

Table des matières

Remerciements II
Résumé IV
Abstract VI
Liste des figures XIII
Liste des tableaux XVI
Liste des acronymes XVII
Chapitre 1: Introduction Générale 1
1.1. Contexte 1
1.2. Problématique 3
1.3. Contributions 4
1.4. Organisation de la thèse 5
Chapitre 2 : L'évolution des réseaux de transports optiques 8
2.1. Introduction 9
2.2. Le support de transmission optique 9
2.3. Les réseaux SONET/SDH 12
2.4. Les équipements d'interconnexion optiques 14
2.4.1. Le multiplexeur à insertion/extraction SONET 14
2.4.2. Le commutateur digital SONET 15
2.4.3. Le multiplexeur à insertion/extraction optique 16
2.4.4. Le multiplexeur à insertion/extraction optique reconfigurable 16
2.4.5. Le répartiteur optique OXC 17
2.4.6. Les émetteurs (TX) 20
2.4.7. Les récepteurs (RX) 20
2.4.8. Les amplificateurs 20
2.5. Le multiplexage optique 20
2.5.1. Le multiplexage temporel 20
2.5.2. Le multiplexage spatial 21
2.5.3. Le multiplexage en longueur d'onde 21

2.6. La technologie WDM 22
2.7. La technologie OFDM 25
2.8. Les réseaux optiques élastiques multifibres 27
2.8.1. La technologie de base des ROE multifibres 28
2.8.2. Les super-canaux à efficacité spectrale 29
2.8.3. Les transpondeurs optiques 29
2.9. Conclusion 29
Chapitre 3 : Routage et allocation de spectre dans les réseaux optiques élastiques multifibres 30
3.1. Introduction 31
3.2. Routage et allocation de ressources dans les réseaux WDM 31
3.2.1. Problème de routage 31
3.2.2. Problème d'allocation de longueurs d'onde 32
3.2.3. Les algorithmes RWA basés sur la programmation linéaire 33
3.2.4. Les algorithmes basés sur une décomposition du problème RWA 33
3.2.5. Les algorithmes RWA basés sur des méthodes heuristiques 33
3.3. Routage et allocation de longueur d'onde dans les réseaux WDM multifibres 34
3.4. Routage et allocation de ressources dans les ROE 37
3.4.1. Problème de routage et d'allocation de spectre (RSA) dans les réseaux ROE .. 38
3.4.2. Routage et allocation de spectre (RSA) en mode offline 38
3.4.3. Routage et allocation de spectre (RSA) en mode online 39
3.4.4. Les algorithmes de routage et allocation de spectre (RSA) heuristiques 39
3.5. Routage et allocation de spectre dans les réseaux optiques élastiques (RSA) multifibres 41
3.6. Conclusion 45
Chapitre 4 : Nouveau paramètre de fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres : Coût d'Allocation (CA) 47
4.1. Introduction 48
4.2. Problème de fragmentation du spectre dans les ROE multifibres 48

4.3. Paramètres de fragmentation dans un lien 53
4.3.1. Paramètre de fragmentation externe 54
4.3.2. Paramètre basé sur l'entropie de Shannon 55
4.3.3. Paramètre de la probabilité de blocage d'accès 55
4.3.4 Paramètre de fragmentation de consécutivité du lien 56
4.4. Paramètre de fragmentation dans le réseau 58
4.4.1 Paramètre de fragmentation dans le réseau basé sur le PFCL 58
4.4.2 Paramètre de fragmentation basé sur l'utilisation du réseau 59
4.5. Impact de la fragmentation sur les stratégies classiques d'allocation de ressources. 60
4.5.1 Routage Fixe (RF) 64
4.5.2 Routage Alternatif Fixe (RAF) 64
4.5.3 Routage le moins congestionné (encombré) 65
4.5.4 Routage Adaptatif (RA) 65
4.6. Approches classiques de gestion de la fragmentation 65
4.6.1. Approches sans défragmentation 66
4.6.1.1 Approches par partitionnement 66
4.6.1.2 Le routage multi-chemin 70
4.6.1.3 Le multigraphe 71
4.6.2. Les approches avec défragmentation 72
4.6.2.1 La défragmentation avec perturbation 72
4.6.2.2 La défragmentation sans perturbation 72
4.7. Proposition d'un nouveau paramètre de fragmentation : Coût d'Allocation (CA) ... 77
4.8. Modèle mathématique du coût énergétique des composants du ROE multifibres 79
4.9. Conclusion 80
Chapitre 5 : Algorithmes de minimisation de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (AMF) 82
5.1. Introduction 83
5.2. Modélisation mathématique du réseau optique élastique multifibres 83

5.3. Coût énergétique d'un chemin optique dans un réseau ROE multifibres..... 89

5.4. Algorithmes dynamiques de minimisation de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres..... 90

5.4.1. Algorithme de détermination des chemins physiques ADCP..... 94

5.4.2. Algorithme de détermination des ressources spectrales ADRS..... 95

5.4.3 Algorithme de détermination du meilleur chemin optique ADMC..... 96

5.4.4. Algorithme de minimisation de la fragmentation AMF..... 97

5.5. Simulations et discussions des résultats..... 97

5.5.1. Paramètres de simulation..... 97

5.5.2. Evaluation de la performance des algorithmes proposés..... 99

5.6. Conclusion..... 102

Chapitre 6 : Algorithmes de routage dynamique et allocation de spectre pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)..... 104

6.1. Introduction..... 105

6.2. Modélisation mathématique de la topologie du réseau..... 105

6.2.1. Modélisation de la topologie du réseau……105

6.2.2. Coût énergétique des composants du réseau……106

6.3. Algorithme RSA dynamique pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)..... 108

6.3.1. Algorithme de sélection des chemins physiques (ASCP)……110

6.3.2. Algorithme de sélection de blocs de ressources (ASBR)……111

6.3.3. Algorithme de sélection du meilleur chemin (ASMC)……111

6.3.4. Algorithme de routage dynamique et d'allocation de spectre pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)..... 112

6.4. Evaluation de la performance..... 112

6.4.1. Paramètres de simulation……..112

6.4.2. Analyse des résultats de simulation……..114

6.5 Conclusion..... 117

Chapitre 7 : Conclusion générale et perspectives 118
7.1. Conclusion générale 118
7.2. Perspectives 120
Bibliographie 122

Liste des figures

Figure 1.1: Exemple d'assignation de longueur d'onde dans les réseaux WDM 2
Figure 1.2: Grille de fréquences fixe (a) et flexible (b) 2
Figure 2.1: Propagation d'un rayon lumineux dans une fibre optique 10
Figure 2.2: Multifibres optiques……11
Figure 2.3: les différents modes de fibre optique (a) multimode (b) monomode 11
Figure 2.4: Architecture d'un réseau SDH 14
Figure 2.5: Illustration d'un conduit SONET 14
Figure 2.6: Structure de multiplexage SDH 14
Figure 2.7: Multiplexeur insertion/extraction SONET ..... …….15
Figure 2.8: Commutateur digital DCS 16
Figure 2.9: Multiplexeur à insertion/extraction optique 16
Figure 2.10: Multiplexeur à insertion/extraction optique reconfigurable 17
Figure 2.11: Les différents types de commutateur optique OXC 18
Figure 2.12: Commutateur opaque 19
Figure 2.13: Commutateur tout-optique 19
Figure 2.14: Composants d'un réseau optique 20
Figure 2.15: Le multiplexage temporel 21
Figure 2.16: Le multiplexage spatial 21
Figure 2.17: Le multiplexage en longueur d'onde 22
Figure 2.18: Récapitulatif des différentes techniques de multiplexage 22
Figure 2.19: Modèle d'une liaison WDM entre deux terminaux 23
Figure 2.20: Principe de multiplexage en longueur d'onde 24
Figure 2.21: Spectre de sous-porteuses orthogonales OFDM 26
Figure 2.22: Système émetteur/récepteur basé sur OFDM 26
Figure 2.23: Comparaison de l'utilisation de la bande passante entre les EON et le réseau fixe de l'UIT-T 27
Figure 2.24: Sous-porteuses superposés introduis par la technologie OFDM 28
Figure 2.25: Architecture des ROE multifibres 28
Figure 3.1: Topologies logique et physique d'un réseau WDM 32
Figure 3.2: Noeud intermédiaire dans les réseaux WDM multifibres 35
Figure 3.3: Noeud intermédiaire avec capacité de conversion de longueur d'onde 36
Figure 3.4: Allocation de slots de fréquence dans les ROE 41

Figure 3.5: Approche RSA multi-domaines basé sur les ROE multifibres 42
Figure 3.6: Utilisation des slots de fréquence sans gestion du spectre 45
Figure 3.7:Utilisation des slots de fréquence avec gestion du spectre 45
Figure 4.1: Concept des contraintes de continuité et de contiguïté 51
Figure 4.2: (i) Nombre de slots nécessaire pour l'établissement de la connexion, (ii) fragmentation causée par des slots disponibles non-alignés, (iii) fragmentation causée par des slots disponibles non-contigus 52
Figure 4.3: Illustration du PFE 54
Figure 4.4: Illustration du PES 55
Figure 4.5: Illustration du PBA 56
Figure 4.6: Illustration du PFCL 57
Figure 4.7: Comparaison des principales stratégies d'allocation de spectre en termes de pourcentage de slots contigus-alignés dans la topologie NSFNET 63
Figure 4.8: Attribution des demandes de routes optiques (i) sans pseudo partitionnement (ii) avec pseudo partitionnement 67
Figure 4.9: Architecture physique du réseau(i) itinéraires des groupes de chemins optiques donnés par le réseau(ii) Graphe auxiliaire des groupes de chemins optiques(iii) 68
Figure 4.10: Une des solutions possibles du problème de coloration des graphes(iv) allocation de spectre avec partitions dédiés(v) allocation de spectre sans partition dédiée 69
Figure 4.11: Illustration du routage multi-chemin dans les réseaux optiques élastiques multifibres 71
Figure 4.12: Illustration de la technique push-pull 73
Figure 4.13: Illustration de la technique hops retuning 75
Figure 4.14: Illustration de la technique make-before-break 76
Figure 4.15: Illustration du Coût d'Allocation (CA) 78
Figure 5.1: Réseau à cinq nœuds et six liens multifibres 87
Figure 5.2: Réseau optique élastique multifibres 92
Figure 5.3: Topologie virtuelle 1 à partir de f_1 92
Figure 5.4: Topologie virtuelle 2 à partir de f_2 93
Figure 5.5: Topologie NSFNET 98
Figure 5.6: Topologie US-backbone 98
Figure 5.7: Probabilité de blocage de AMF et NSA dans la topologie NSFNET 100
Figure 5.8: Probabilité de blocage de AMF et NSA dans la topologie US-backbone 100
Figure 5.9: Taux d'utilisation de spectre de AMF et NSA dans la topologie NSFNET 101

Figure 5.10:Taux d’utilisation de spectre de AMF et NSA dans la topologie US-backbone..102
Figure 6.1:Topologie du réseau multifibres…….108
Figure 6.2: Processus d’allocation de ressources pour six fibres 109
Figure 6.3: Topologie NSFNET 113
Figure 6.4: Topologie US-backbone 113
Figure 6.5: Probabilité de blocage de RSA-RF et NSA (NSFNET) 115
Figure 6.6: Probabilité de blocage de RSA-RF et NSA (US-backbone) 115
Figure 6.7: Utilisation du spectre de RSA-RF et NSA (NSFNET)..... 116
Figure 6.8: Utilisation du spectre de RSA-RF et NSA (US-backbone)..... 116

Liste des tableaux

Tableau 1: Les différents systèmes WDM……24
Tableau 2: Les paramètres de fragmentation……57
Tableau 3: Comparaison des différentes techniques de défragmentation…….77
Tableau 4: Probabilités de sélection des chemins candidats…….87
Tableau 5: Énergie consommée par slot en fonction du format de modulation et de la portée optique……...89
Tableau 6: Paramètres de simulation…….99
Tableau 7: Caractéristiques des formats de modulation et énergie consommée par un slot en fonction de la portée optique……108

Liste des acronymes

ADCP: Algorithme de Détermination des Chemins Physiques

ADMC: Algorithme de Détermination du Meilleur Chemin

ADRS: Algorithme de Détermination des Ressources Spectrales

AMF: Algorithme de Minimisation de la Fragmentation

ASCP: Algorithme de sélection des chemins physiques

ASBR: Algorithme de sélection de blocs de ressources

ASMC: Algorithme de sélection du meilleur chemin optique

BPSK: Binary Phase-Shift Keying

BSR: Bandwidth Squeezed Restoration

BVT: Bandwidth Variable Transponder

BV-OTU: Bandwidth Variable Optical Transponder Unit

BV-WXC: Bandwidth Variable Cross-Connect Switch

CAPEX Capital Expenditure

DPP: Dedicated Path Protection

EDFA: Erbium Doped Fiber Amplifier

EON: Elastic Optical Network

Ghz: Giga Hertz

Gb/s: Gigabits per second

GMPLS: Generalized Multiprotocol Label Switching

HOPS: Hitless Optical Path Shift

ILP: Integer Linear Programming

IP: Internet Protocol

ITU-T: International Telecommunication Union-Telecommunication

Mb/s: Megabits per second

MC: Markov Chain

MGSP: Multigraph Shortest Path

NSFNET: National Science foundation network

OADM: Optical Add and Drop Multiplexer

OFDM: Orthogonal Frequency-Division Multiplexing

OPEX: Operational Expenditure

OTU: Optical Transponder Unit

OXC: Optical Cross Connect

PD Array: Photodetectors Array

PDH Plesiochronous Digital Hierachy

PPBR: Push-Pull retuning on Primary path and Backup-path Reallocation

QAM: Quadrature Amplitude Modulation

QoS: Quality of Service

QoT: Quality of Transmission

QPSK: Quadrature Phase Shift Keying

RMSA: Routing Modulation and Spectrum Allocation

ROADM: Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplexer

ROE: Réseaux Optiques Elastiques

RSA: Routing and Spectrum Allocation

RSA-RF: Algorithme de Routage dynamique et d'Allocation de Spectre pour Réduire la Fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres

RX: Receiver

SBPP: Shared Backup Path Protection

SDH: Synchronous Optical Network

SLICE: Spectrum-sliced Elastic Optical Path Network

SONET: Synchronous Optical Network

Tb/s: Terabit per Second

TX: Transmitter

UCP: Unified Control Plane

WDM: Wavelength Division Multiplexing

WRN: Wavelength Routed Network

Chapitre 1 : Introduction Générale

Sommaire

1.1. Contexte 1
1.2. Problématique 3
1.3. Contributions 4
1.4. Organisation de la thèse……5

1.1. Contexte

Le développement remarquable de la communication sans fil, plus particulièrement la 5G et des services telles que la télévision sur IP (IPTV), le Big Data, le Cloud Computing, les formations à distance, les IOT etc., introduit des défis importants à relever dans les technologies de transmission et les systèmes d'acheminement et de commutation de grand volume de données ainsi que les coûts du réseau et la consommation d'énergie. Selon Cisco VNI 2017, le trafic Internet des consommateurs devrait augmenter de 27% [1] ; ce qui nécessite un recours à une infrastructure réseau à haute capacité de ressources optiques. Les réseaux optiques élastiques se présentent ainsi comme une solution prometteuse pour les technologies actuelles de transmission à allocation de bande passante flexible. La technologie tout optique WDM qui est une technique basée sur le multiplexage par répartition de longueurs d'onde a émergé afin de mieux exploiter d'énormes bandes passantes dans les fibres optiques, de satisfaire plusieurs demandes de connexion avec des débits intéressants allant jusqu'à 100 Gbs/s et fournir également des services collaboratifs [2]. Pour répondre aux besoins des utilisateurs, les longueurs d'onde sont assignées et acheminées par l'intermédiaire des algorithmes RWA (Routing and Wavelength assignment), ce qui donne le réseau routé en longueur d'onde. Cependant, les grilles de fréquence dans les réseaux WDM sont fixes ce qui entraine un gaspillage de ressources dû aux larges sous-bandes allouées aux applications moins exigeantes en bande passante[3]. La figure 1.1 en est une illustration.

Ce constat a mené les chercheurs, a proposé les Réseaux Optiques Elastiques ROE (Elastic Optical Network EON) ou encore SLICE (Spectrum-Sliced Elastic Optical Network) comme solution prometteuse [4]. Dans lesquels l'allocation adaptative des slots de fréquence de bout-en-bout du chemin optique est fonction des besoins souhaités pour une éventuelle connexion à

savoir la longueur du chemin, le débit souhaité et le format de modulation de manière à utiliser efficacement les ressources spectrales comme le montre la figure 1.2.

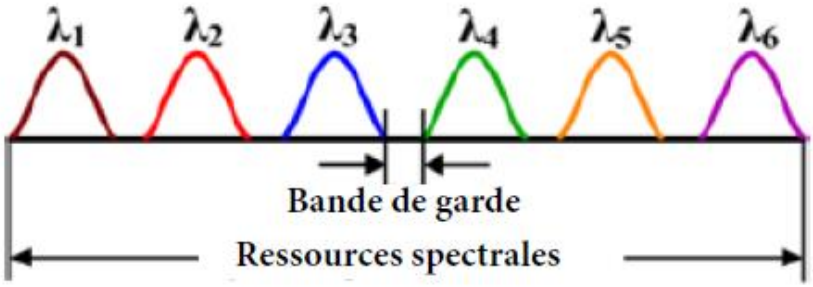


Figure 1.1: Exemple d'assignation de longueur d'onde dans les réseaux WDM

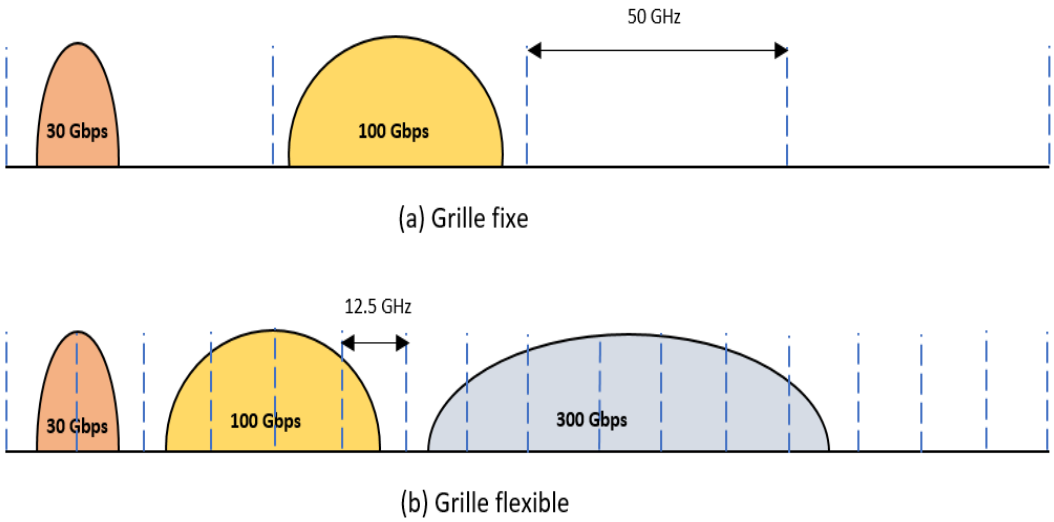


Figure 1.2: Grille de fréquences fixe (a) et flexible (b)

Cependant, les ROE posent des contraintes supplémentaires à satisfaire au niveau de la mise en réseau, en particulier sur l'efficacité de l'établissement des connexions et l'affectation des sous-porteuses aux demandes de trafics. En effet, dans les ROE, l'algorithme de routage et d'allocation du spectre (RSA) attribue un trajet spectral à la demande de connexion entrante comme l'algorithme de routage et d'allocation de longueur d'onde (RWA) dans le réseau routé en longueur d'onde WRN (Wavelength Routed Network). L'algorithme RSA doit garantir la disponibilité continue des sous-porteuses ou blocs de spectre le long d'un trajet spectral (si aucun convertisseur de fréquence n'est fourni), ce qui traduit la contrainte de continuité du spectre. En outre, une autre contrainte nécessite que les sous-porteuses ou blocs de spectre

assigné à n'importe quel trajet optique devraient se succéder dans le domaine du spectre pour tirer pleinement parti de la technologie OFDM. Cette nouvelle contrainte appelée contrainte de contiguïté ou encore contrainte de consécutivité des sous-porteuses ajoute un degré de complexité du problème classique de routage et d'affectation de longueurs d'onde.

1.2. Problématique

Les réseaux optiques élastiques monofibres sont eux aussi confrontés aux contraintes de continuité et de contiguïté du spectre. De plus, l'établissement et la libération des connexions optiques provoquent la fragmentation du spectre optique [5]. Ces fragments spectraux sont petits, dispersés et peuvent ne pas suffirent à établir de nouvelles connexions, ce qui tend à diminuer la probabilité de trouver des blocs de spectre contiguës pour de nouvelles connexions. Par conséquent, ces fragments de spectre entrainent un gaspillage considérable des ressources spectrales qui peuvent alors réduire l'utilisation du spectre et aussi augmenter la probabilité de blocage. Aussi, avec l'arrivée du multifibres, cette fragmentation s'est vue accentuée, entrainant des dysfonctionnements graves dans le réseau. Elle augmente la probabilité de blocage lors de l'établissement des connexions et des baisses en termes de qualité de service du réseau vu côté des utilisateurs et en coût de rentabilité vu côté opérateur. De ce fait, la question de recherche qui se présente est de savoir :

- Comment minimiser le taux de fragmentation en vue d'améliorer la QoS et réduire la probabilité de blocage dans les réseaux optiques élastiques multifibres ?

Dans ce contexte, les opérateurs de réseaux sont de plus en plus exigeants quant à reconfigurer périodiquement leurs réseaux, afin d'améliorer l'utilisation du spectre. Il en résulte une exigence croissante de la part des opérateurs de réseaux de pouvoir reconfigurer périodiquement leurs réseaux afin d'améliorer l'utilisation du spectre. Cette opération s'appelle la défragmentation de spectre. Au cours du processus de défragmentation du spectre, les bandes de spectre fragmentées disponibles sont consolidées en recongestionnant les connexions actives, c'est-à-dire en changeant leur itinéraire ou en leur assignant un ensemble différent de sous-porteuses ce qui occasionne d'abord une perturbation des connexions actives, ensuite un dysfonctionnement sur la stabilité globale du réseau et enfin une mauvaise qualité de service perçu par les utilisateurs. Une approche plus élaborée de gestion du routage et de l'allocation de slots de fréquences pour des demandes de connexions dans les réseaux optiques élastiques multifibres permettrait d'apporter plus de flexibilité et de robustesse dans la gestion et l'allocation des ressources de l'infrastructure réseau optique.

Cette thèse a donc pour objectif d'une part, de proposer des algorithmes de routage adaptatif où la capacité d'un slot de fréquence et la portée du signal optique dépendent du format de modulation choisie pour une connexion donnée et des algorithmes d'allocation optimales des slots de fréquence. D'autre part, ces algorithmes permettront de minimiser la fragmentation du spectre optique afin de réduire la probabilité de blocage des connexions entrantes. Aussi, ces algorithmes minimisent l'utilisation des slots de fréquences qui est un gain en termes de gestion optimale des ressources pour les opérateurs. Cela aidera à accroitre la qualité de service dans les réseaux optiques élastiques pour répondre à la satisfaction des utilisateurs.

1.3. Contributions

Dans le cadre de cette thèse, nous avons proposé trois contributions dans le contexte de trafic dynamique du routage adaptatif dans les réseaux flexibles multifibres. Premièrement, la proposition de notre algorithme heuristique AMF, dans lequel nous supposons qu'une demande de connexion donnée doit être établie sur la même fibre entre la source et de la destination. De ce fait, étant dans un contexte multifibres, nous définissons autant de topologie virtuelle qu'il y a de fibres sur un lien donné. Lorsqu'une demande de connexion arrive dans le réseau, plusieurs topologies virtuelles sont créées. Pour chaque topologie virtuelle, nous déterminons un chemin physique entre le nœud source *s* et le nœud de destination *d*. Dans le cas où il y a dans le réseau un chemin qui dispose de ressources pour la demande de connexion alors le chemin physique et les ressources spectrales c'est-à-dire le chemin optique est sauvegardé. Ensuite, nous calculons le coût énergétique pour chaque chemin afin de déterminer le chemin optimal qui aura le coût énergétique minimum. Nous proposons un nouveau paramètre de fragmentation nommée Coût d'Allocation comme deuxième contribution que nous avons défini comme critère de choix d'allocation optimale de slots de fréquence pour un chemin donné. Plus la valeur de ce paramètre est faible et plus la fragmentation du lien est réduite dans le but de minimiser l'effet de fragmentation globale sur le réseau. Enfin, la troisième proposition est notre algorithme de routage et d'allocation dynamique pour réduire la fragmentation RSA-RF, dans lequel nous considérons qu'une demande de connexion peut être établie sur différentes fibres sur un chemin donné tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté des ressources spectrales. Cette heuristique permet d'optimiser l'allocation dynamique des ressources spectrales pour une connexion donnée dans le réseau. Dans ce processus le plus petit bloc de slots de fréquence éligible est extrait pour desservir la demande connexion parmi les blocs d'intersection entre les blocs de slots de chaque ensemble crées. Ce mécanisme permet d'accroitre ainsi la

possibilité de trouver des blocs slots de fréquences qui respectent les contraintes de continuité et de contiguïté pour de nouvelles demandes de connexions.

Cette thèse a permis la publication de (02) deux articles scientifiques et la participation à une conférence :

- Boris Stephane ZOUNEME, Georges Nogbou ANOH and Souleymane OUMTANAGA, "Minimization of Spectrum Fragmentation for Improvement of the Quality of Service in Multifiber Elastic Optical Networks" International Journal of Advanced Computer Science and Applications (IJACSA), 11(5), 2020. http://dx.doi.org/10.14569/IJACSA.2020.0110535
- Boris Stephane ZOUNEME, Joel ADEPO, Herve Gokou DIEDIE and Souleymane OUMTANAGA, "Dynamic Routing and Spectrum Allocation with Traffic Differentiation to Reduce Fragmentation in Multifiber Elastic Optical Networks" IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security, VOL.21 No.3, March 2021.
  https://doi.org/10.22937/IJCSNS.2021.21.3.1
- 2020 OSA Advanced Photonics Congress, 13-16 July 2020.
  https://app.box.com/s/sdel50bvt9ivr4m8kkz2henvkvbqcks9

1.4. Organisation de la thèse

Ce manuscrit est organisé comme suit. Le chapitre 1 présente une introduction générale sur le contexte des réseaux optiques élastiques multifibres suivie de la problématique de la thèse et les différentes contributions apportées relatives aux objectifs que nous nous sommes fixés. Le chapitre 2 présente l'évolution des réseaux de transports optiques. Le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques flexibles multifibres sont présentés dans le chapitre 3. L'évaluation de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres et le nouveau paramètre de fragmentation que nous avons proposé, sont présentés dans le chapitre 4. Le chapitre 5 présente une approche de minimisation de la fragmentation dans le processus de routage adaptatif et dynamique dans le domaine des réseaux optiques élastiques multifibres. Le chapitre 6 présente une autre approche de routage dynamique et d'allocation de spectre avec différentiation de trafics pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres. Enfin, le chapitre 7 présente la conclusion générale

de notre étude ainsi que les perspectives de nos travaux. Une liste de références bibliographiques est fournie en Appendix.

Chapitre 2 : L'évolution des réseaux de transports optiques

Sommaire

2.1. Introduction 9

2.2. Le support de transmission optique 9

2.3. Les réseaux SONET/SDH 12

2.4. Les équipements d'interconnexion optiques 14

2.4.1. Le multiplexeur à insertion/extraction SONET 14

2.4.2. Le commutateur digital SONET 15

2.4.3. Le multiplexeur à insertion/extraction optique 16

2.4.4. Le multiplexeur à insertion/extraction optique reconfigurable 16

2.4.5. Le répartiteur optique OXC 17

2.4.6. Les émetteurs (TX) 20

2.4.7. Les récepteurs (RX) 20

2.4.8. Les amplificateurs 20

2.5. Le multiplexage optique 20

2.5.1. Le multiplexage temporel 20

2.5.2. Le multiplexage spatial 21

2.5.3. Le multiplexage en longueur d'onde 21

2.6. La technologie WDM 22

2.7. La technologie OFDM 25

2.8. Les réseaux optiques élastiques multifibres 27

2.8.1. La technologie de base des ROE multifibres 28

2.8.2. Les super-canaux à efficacité spectrale 29

2.8.3. Les transpondeurs optiques 29

2.9. Conclusion 29

2.1. Introduction

Dans ce chapitre, nous présentons l'évolution des réseaux optiques élastiques (ROE). Nous montrons également pourquoi nous avons besoin d'une technologie plus évolutive et plus agile pour transporter les données dans les réseaux optiques, même si la technologie WDM est appliquée dans les réseaux optiques depuis plus d'une décennie. Nous jetons également un coup d'œil sur les inventions remarquables et les technologies sous-jacentes qui conduisent à l'introduction des ROE et nous montrons pourquoi les ROE présentent de meilleurs résultats que les réseaux WDM.

A ce propos, nous pouvons dire que la demande croissante en bande passante des réseaux d'opérateurs et d'entreprises est due principalement aux nouveaux services liés à Internet tels que les services à la demande entre autres la vidéo sur IP, la vidéo à la demande, les formations à distance, le transport de grandes quantités de données entre datacenter. Cette évolution spectaculaire s'est accompagnée de manière corrélative d'une transformation technologique assez visible des réseaux de transport pour supporter de grandes quantités de données en perpétuelle croissance.

L'évolution des réseaux de transport peut être subdivisée en quatre grandes technologies à savoir : les réseaux asynchrones PDH (Plesiochronous Digital Hierachy), les réseaux synchrones SDH (Synchronous Digital Hierachy), les réseaux optiques WDM (Wavelength Division Multiplexing) et les réseaux optiques élastiques EON (Elastic Optiocal Network).

2.2. Le support de transmission optique

La fibre optique est considérée comme une révolution des technologies de télécommunication du 21^{e} siècle. Les réseaux de télécommunication sont de plus en plus sollicités avec l'utilisation des applications nécessitant de larges bandes de fréquences. Face à cette révolution, seules les technologies optiques permettront d'atteindre des capacités qui se mesurent en milliards de bits d'information par seconde (Gbit/s). La fibre optique est assimilable à un fil en verre ou en plastique très fin qui a pour fonction de transporter des signaux lumineux émis généralement par une source lumineuse. Elle est le support de transmission le plus utilisé pour les transmissions à longue distance et garantit un débit d'information plus élevé avec une atténuation plus faible. La fibre optique est constituée de trois principales parties à savoir le cœur, la gaine optique et le revêtement. Le cœur de la fibre a pour fonction de confiner l'énergie lumineuse et de propager le signal. La gaine optique aide à la propagation du signal et enfin le revêtement a pour rôle de protéger la fibre de façon mécanique. La fibre optique se différencie

des autres techniques de transmission de données à cause son principe de fonctionnement basé sur la réflexion totale interne. En effet, lorsqu'un rayon lumineux arrive à l'intérieur d'une fibre optique (rayon incident) par l'une des extrémités avec un certain angle, ce rayon incident une fois à l'intérieur de la fibre subit plusieurs réflexions totales. Ce rayon est ainsi réfléchi jusqu'à l'extrémité de la fibre optique sans perte comme illustré à la figure 2.1. Dans le vide, l'onde électromagnétique (la lumière) se propage à la vitesse *c* (célérité) telle que $c = 3{,}10^8\ m.s^{-1}$.

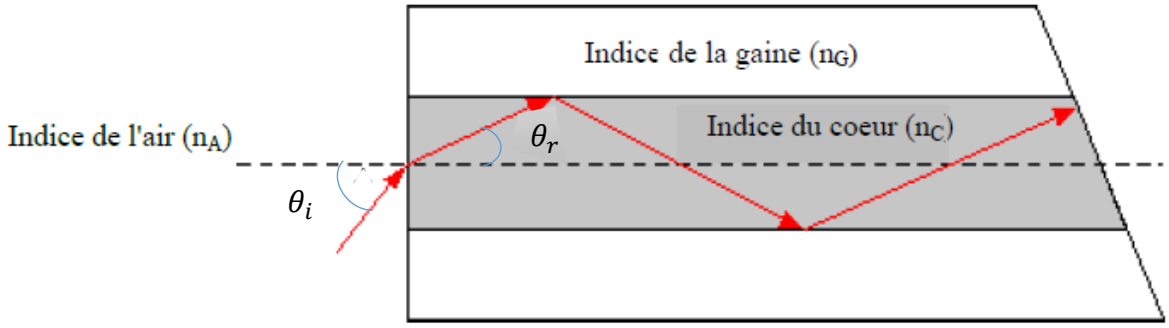


Figure 2.1: Propagation d'un rayon lumineux dans une fibre optique

Dans les autres milieux, la lumière se propage moins vite. Cela est dû à l'indice de réfraction qui diffère d'un milieu à un autre. On note par *n* l'indice optique ou l'indice de réfraction, le rapport entre la célérité de la lumière et dans le vide *c* et la vitesse *v* à laquelle se propage la lumière dans le milieu considéré :

$$n = \frac{c}{v} \tag{2.1}$$

où *v* est exprimé en $m.s^{-1}$ et *n* est sans unité.

Une fibre optique se caractérise par un angle d'indice de réfraction normalisée Δ.

$$\Delta = \frac{n_C - n_G}{n_C} \tag{2.2}$$

avec n_C l'indice du cœur et n_G l'indice de la gaine.

La réfraction est le changement de direction d'un rayon lumineux lors de son passage d'un milieu transparent à un autre où la vitesse de la lumière est différente. Dans ce cas, l'angle du rayon sortant (rayon réfracté) est fonction de l'angle du rayon entrant (rayon incident), mais aussi de la vitesse de propagation de la lumière dans ces milieux.

Selon la loi de Snell-Descartes exprimée par l'équation suivante :

$$n_1 sin_{\theta_i} = n_2 sin_{\theta_r} \tag{2.3}$$

avec n_1 l'indice du premier milieu et n_2 l'indice du deuxième milieu.

La lumière qui se propage à l'intérieur de la fibre optique peut être réfractée au niveau de la gaine ou réfléchi au niveau du cœur de la fibre. On appelle angle incident θ_i, l'angle entre le rayon incident qui traverse le premier milieu et la normale (droite perpendiculaire en tout point à une surface) représentée sur la figure 2.1 par la droite en pointillée qui est l'interface entre ces deux milieux. L'angle entre le rayon réfracté et la normale est appelé angle réfracté θ_r. On parle d'angle réfléchi θ_f, l'angle entre le rayon réfléchi et la normale. Dans ce cas, il y a réflexion totale dans le cœur si :

$$|sin_{\theta_r}| > 1 \tag{2.5}$$

De nos jours, pour supporter d'énormes quantités de données et surtout par soucis d'optimisation du coût en termes de production, plusieurs fabricants de supports de transmission ont mis sur le marché, plusieurs fibres dans une gaine donnée d'où le nom multifibres. Ces fibres sont illustrées à la figure 2.2. Ces fibres peuvent être scindées en deux groupes ou modes en fonction du faisceau de lumière dans la gaine voir figure 2.3. Nous pouvons distinguer les fibres monomodes et les fibres multimodes.

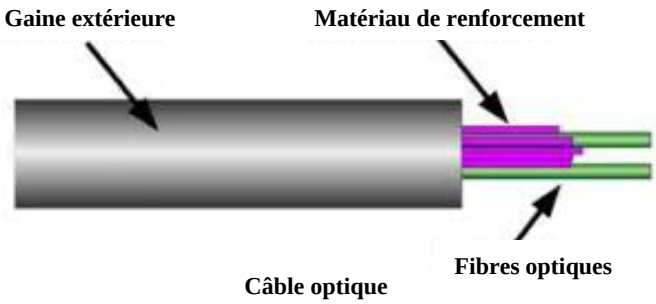


Figure 2.2: Multifibres optiques

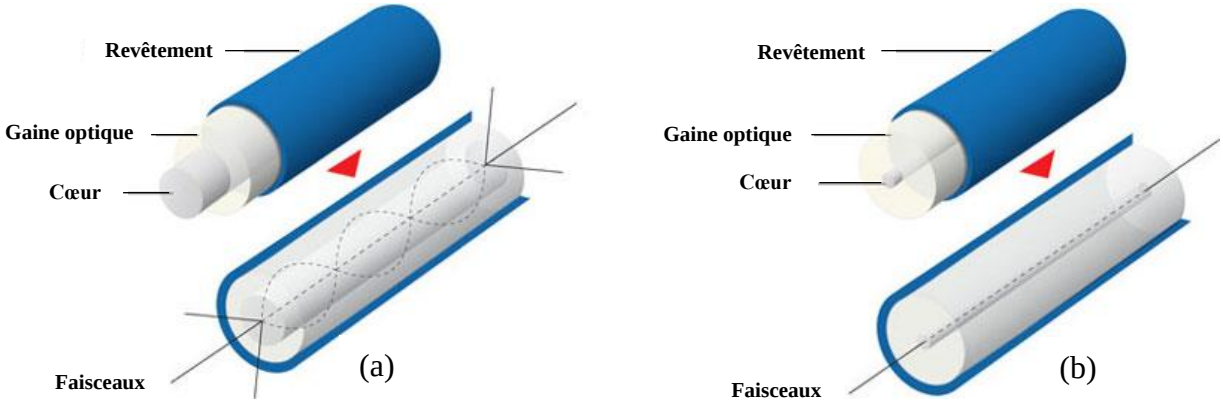


Figure 2.3: Les différents modes de fibre optique (a) multimode (b) monomode

Un mode est un faisceau lumineux qui pénètre dans la fibre selon un angle particulier. Dans une fibre multimode, les rayons lumineux peuvent suivre des trajets différents suivant l'angle de réfraction. Les rayons peuvent donc arriver au bout de la ligne à des instants différents, avec une certaine dispersion du signal. Elles ont pour émetteur une diode électroluminescente et des performances d'environ un gigabit/km. La fibre multimode est généralement utilisée pour de courtes distances de l'ordre de la centaine de mètres. Dans une fibre monomode, les rayons suivent un seul chemin. Une telle fibre a un noyau si fin (de l'ordre de la longueur d'onde du signal transmis) que le chemin de propagation des différents modes est pratiquement direct. La dispersion du signal est quasiment nulle, le signal est donc très peu déformé. Ses performances sont d'environ 100 gigabits/km, l'indice de réfraction peut être constant ou décroissant. Le petit diamètre du noyau nécessite une grande puissance d'émission, donc des diodes au laser qui sont relativement coûteux, ce qui rend la fibre monomode plus chère que la fibre multimode. Les fibres commercialisées aujourd'hui offrent des centaines de canaux optiques allant de 2,5 à 40 Gbit/s. Les débits atteints avec de tels systèmes sont de l'ordre de centaines de Gigabits/s et même de l'ordre de plusieurs Tbit/s [6].

2.3. Les réseaux SONET/SDH

La hiérarchie numérique plésiochrone (PDH) est apparue dans les années 70 avec la numérisation des communications téléphoniques. Ses débits de transmissions limitées (ne dépassant pas 140 Mbps), sa structure de multiplexage non flexible et l'apparition de la fibre optique sont autant de facteurs qui expliquent le passage à la hiérarchie numérique synchrone SDH (correspond à SONET aux Etats-Unis) afin de supporter la croissance accrue de demande en bande passante. Cette technologie SONET/SDH permet le transport des signaux numériques transmis avec des débits variables, basée sur la technique de multiplexage temporel TDM (Time Division Multiplexing), SDH est conçue pour gérer les communications en mode circuit de bout en bout et est utilisée pour transporter des flux IP/MPLS, ATM, DSL, Ethernet, PDH [7]. La figure 2.4 présente une architecture du SDH.

La bande passante de la fibre optique est attribuée en totalité à un seul canal multiplexé intégrant de multiples sous-canaux dans les intervalles de temps de la trame. SONET est un système totalement synchrone. Dans la nomenclature SONET, on utilise l'unité de bande de base OC-1 qui correspond à 51,84 Mbit/s. Du fait de ses débits très importants, mais de son coût élevé, cette fibre est utilisée essentiellement pour relier des sites séparés par de grandes distances. Sur un canal SONET, les bits sont transmis à des intervalles très précis rythmés par l'horloge de référence.

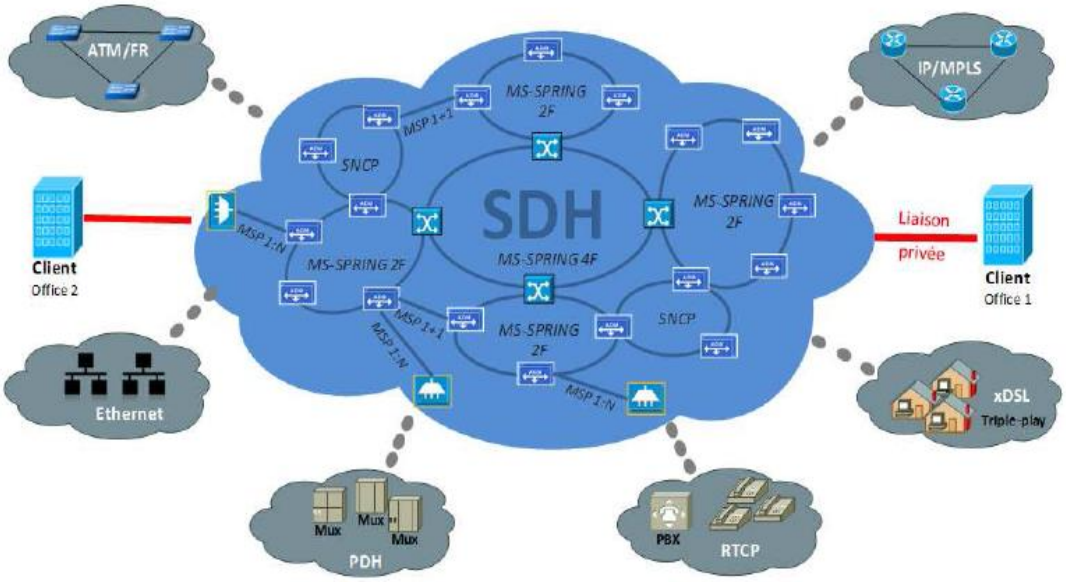


Figure 2.4: Architecture d'un réseau SDH

Un système SONET comprend des commutateurs, des multiplexeurs, des éléments d'insertion et d'extraction de signaux optiques et des répéteurs raccordés les uns aux autres par des fibres optiques. Dans la terminologie SONET, on appelle section toute liaison optique directe entre deux équipements sans intermédiaire. Une ligne de communication est donc un lien entre deux multiplexeurs qui peut inclure un ou plusieurs répéteurs intermédiaires. Enfin, la liaison globale entre une source et un destinataire incluant un ou plusieurs multiplexeurs et répéteurs intermédiaires est appelée un chemin ou conduit comme présenté à la figure 2.5.

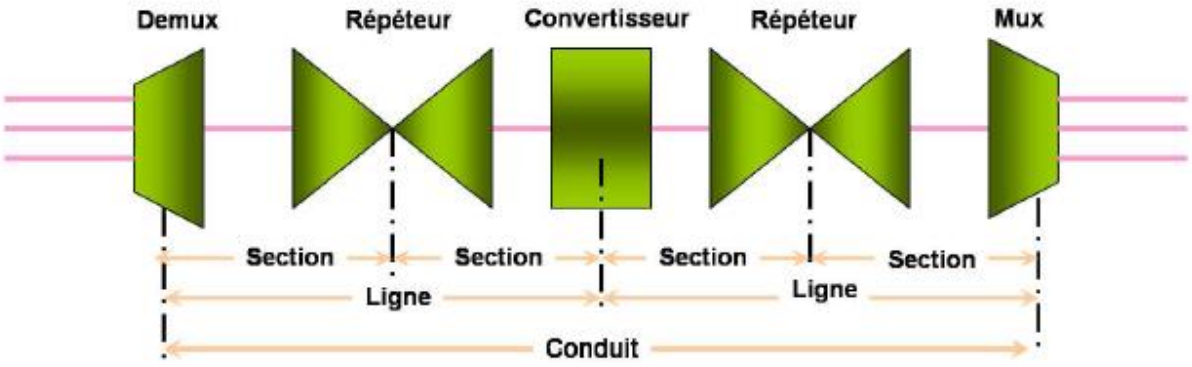


Figure 2.5: Illustration d'un conduit SONET

La structure de multiplexage dans la hiérarchie numérique synchrone s'articule autour d'une trame de base : le signal STM-1 (Synchronous Transfer Module d'ordre 1). A partir du STM-1, la norme SDH prévoit la construction des trames de niveau N (STM-N) ayant des débits

supérieurs. Ses débits sont présentés dans la figure 2.6 et représentent les débits permis (capacités standardisés) sur les liens SDH [8].

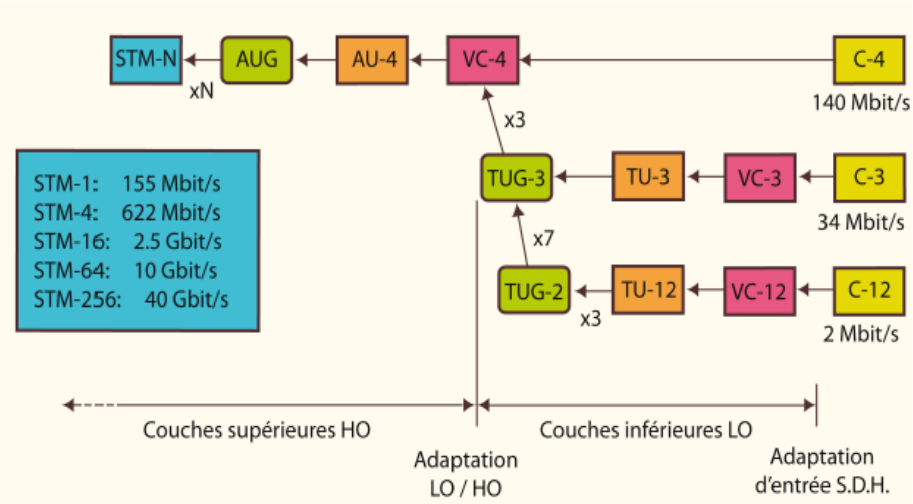


Figure 2.6: Structure de multiplexage SDH

2.4. Les équipements d'interconnexion optiques

Dans les systèmes de communication optiques, la lumière est transportée d'un nœud source à un nœud destination. Ces deux extrémités intègrent des composants optiques et électroniques destinés à convertir les signaux lumineux en signaux électriques et vice versa afin de garantir une bonne qualité de service du réseau optique à l'usager final. Nous décrivons dans ce qui suit ces composants optiques [6] :

2.4.1. Le multiplexeur à insertion/extraction SONET

Un multiplexeur à insertion/extraction SONET de signaux optiques, SADM (SONET Add/Drop Multiplexer) est un composant optique qui a la capacité de regrouper plusieurs signaux à faible débit pour former un signal à haut débit en utilisant la technique de multiplexage TDM (Time Division Multiplexing). Cet équipement joue le rôle d'un point d'accès au réseau pour les signaux entrants ayant un faible débit en les orientant sur un canal de transport ou longueur d'onde à haut débit pour parcourir le réseau et il est utilisé comme une interface entre le domaine électrique et le domaine optique. Pour un nœud donné du réseau, un SADM représenté à la figure 2.7, convertit le signal de transport optique à haut débit du domaine optique vers le domaine électrique. Le SADM décharge les signaux entrants qui ont atteint leur destination. Puis, le SADM charge les signaux entrants qui partent du nœud courant sur le signal de transport à haut débit. Ensuite, le SADM convertit de nouveau le signal de transport du domaine électrique vers le domaine optique. Et finalement, le SADM insère le

signal de transport optique à haut débit résultant dans la fibre correspondante à la sortie du nœud pour atteindre le nœud qui suit.

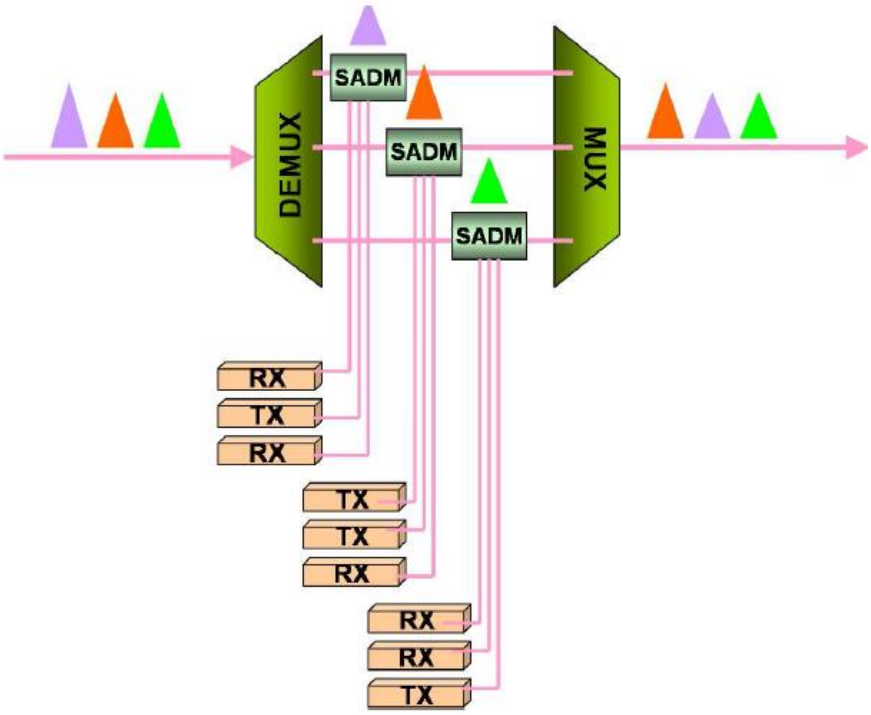


Figure 2.7: Multiplexeur insertion/Extraction SONET

2.4.2. Le commutateur digital SONET

Un commutateur digital ou DCS (SONET Digital Cross-Connect) schématisé à la figure 2.8, est un équipement qui regroupe les signaux à faible débit dans des signaux TDM à débit élevé. Il est utilisé dans les réseaux de télécommunication à commutation de circuits ainsi que dans les systèmes de transport optique SONET/SDH. En cas de panne ou de non-disponibilité des commutateurs optiques, le commutateur digital DCS permet aussi d'assurer la commutation du trafic d'un circuit à un autre et la flexibilité d'allocation de signaux entrants.

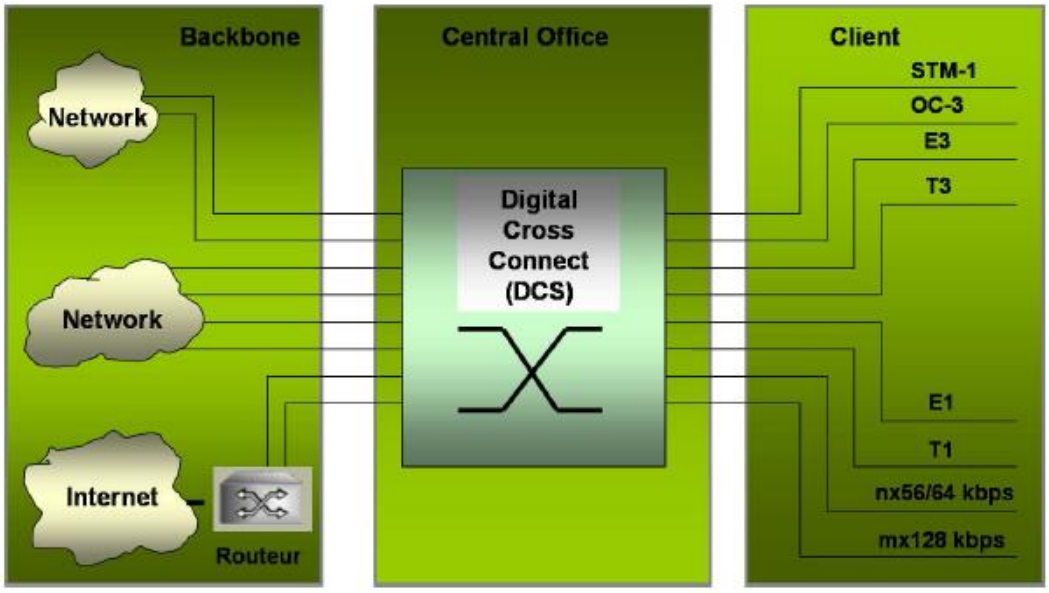


Figure 2.8: Commutateur digital DCS

2.4.3. Le multiplexeur à insertion/extraction optique

Dans le domaine optique, le multiplexeur à insertion/extraction optique ou OADM (Optical Add/Drop Multiplexer) permet l'ajout ou l'extraction d'un ou de plusieurs signaux optiques du signal multiplexé WDM/DWDM vers n'importe quel point de la fibre physique. La figure 2.9 illustre ce multiplexeur.

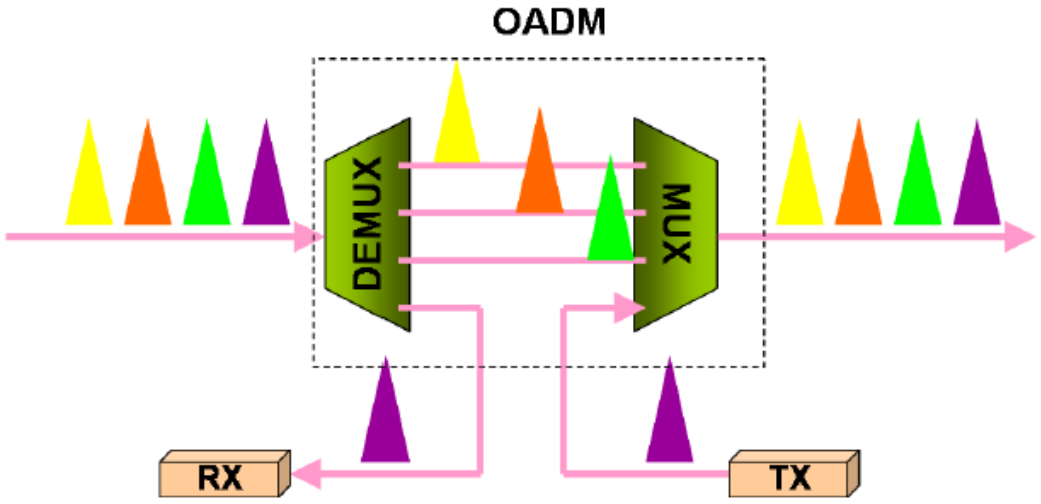


Figure 2.9: Multiplexeur à insertion/extraction optique

2.4.4. Le multiplexeur à insertion/extraction optique reconfigurable

Un multiplexeur à insertion/extraction optique reconfigurable ou ROADM (Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer) est un multiplexeur à insertion/extraction optique avec plus de

fonctions à savoir commuter des signaux de transport optiques à distance au niveau des longueurs d'onde du système WDM. Cela permet à plusieurs longueurs d'onde qui transportent des signaux entrants d'éviter toute conversion du signal WDM en signal électrique et vice versa. Ce type de multiplexeur, présenté à la figure 2.10, est mieux adapté aux réseaux métropolitains et anneaux mais moins adapté aux réseaux maillés due à la limitation du nombre de fibres à l'entrée et à la sortie.

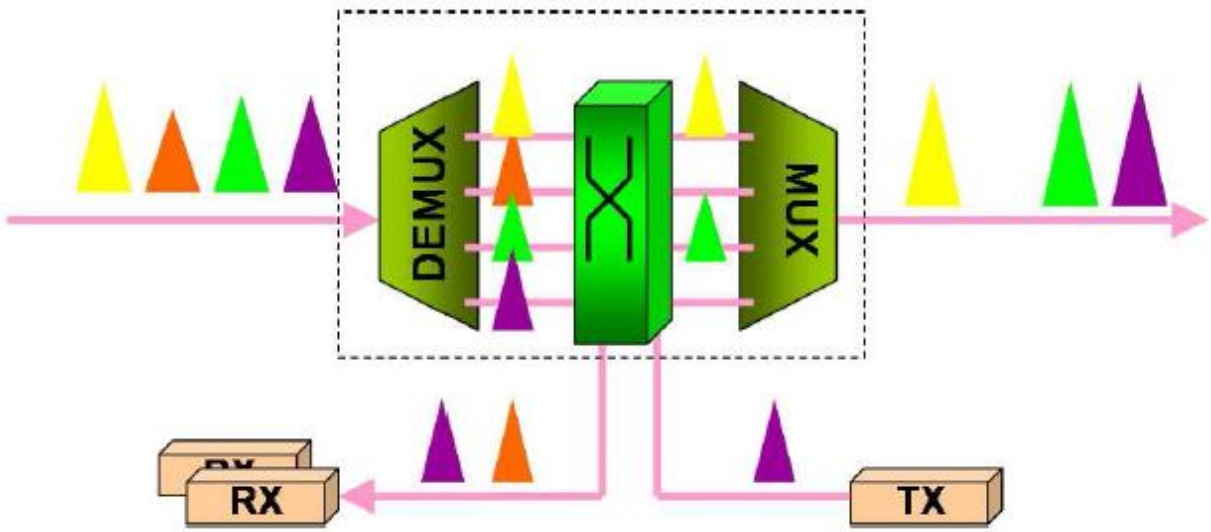


Figure 2.10: Multiplexeur à insertion/extraction optique reconfigurable

2.4.5. Le répartiteur optique OXC

Cet équipement optique aussi appelé Optical Cross-Connect à *K* entrées et *K* sorties assure la fonction de brassage des longueurs d'onde. Il peut commuter toutes les longueurs d'onde dans une fibre en entrée vers toutes longueurs d'onde dans une fibre en sortie. Il est donc utilisé pour la restauration et la diffusion dynamique du réseau.

On distingue trois familles de commutateurs optiques OXC en fonction du niveau d'agrégation des signaux, à savoir :

- Les commutateurs de fibres permettent la commutation de fibres optiques dans un nœud, on parle alors de F-OXC (Fiber Optical Cross-Connect). Ces composants optiques permettent de commuter une fibre contenant d'un port à l'entrée d'un nœud vers une autre fibre à la sortie. Chaque fibre contenant un certain nombre de longueurs d'onde, le commutateur manipule de manière directe toutes ces longueurs d'onde. Nous pouvons voir l'illustration à la figure 2.11(a).

- Les commutateurs de longueurs d'onde W-OXC (Wavelength Optical Cross-Connect) permettent de réaliser le brassage de longueurs d'onde. Ces composants optiques permettent de commuter une longueur d'onde entrante dans un nœud vers une longueur d'onde différente vers un autre nœud. Nous pouvons voir l'illustration à la figure 2.11(c).
- Les commutateurs de bandes ou B-OXC (Band Optical Cross-Connect) permettent de commuter une bande de longueurs d'onde à l'entrée d'un nœud vers une autre à la sortie. Nous pouvons voir l'illustration à la figure 2.11(b).

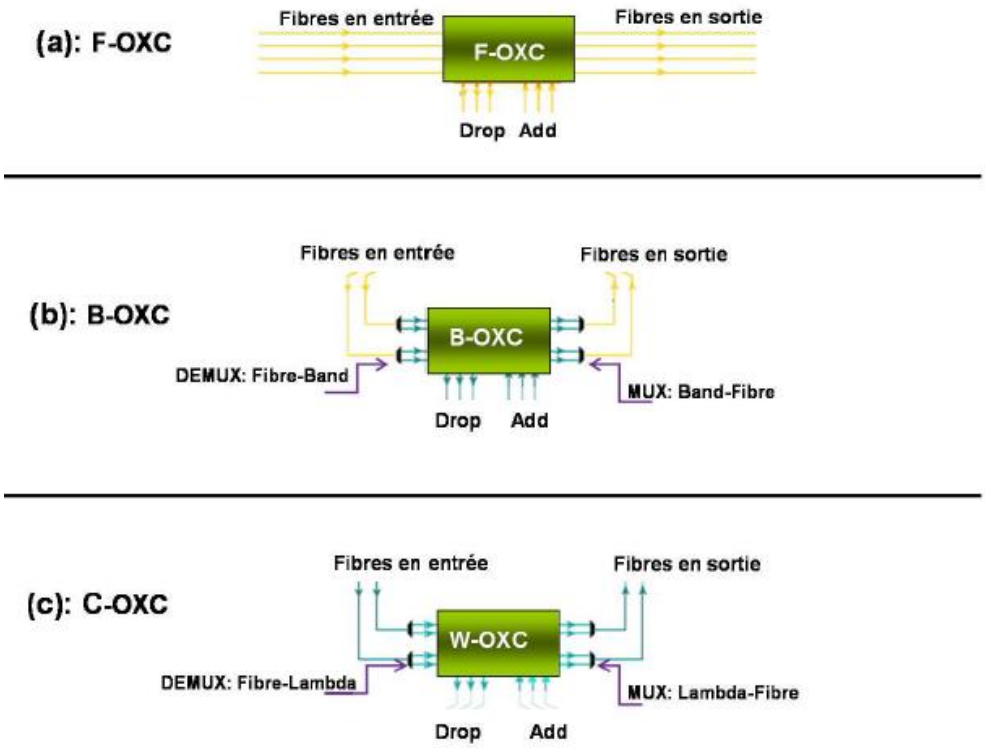


Figure 2.11: Les différents types de commutateur optique OXC

Il est possible de mettre en œuvre un répartiteur optique OXC dans le domaine électronique ou dans le domaine optique car il existe différentes manières de réaliser un commutateur optique OXC [9]-[11].

- Les commutateurs opaques sont des commutateurs électriques ou EXC (Electrical switching matrix) qui réalisent la commutation sur la base d'un processus d'aiguillage OEO (Optique-Electrique-Optique) sont présentés à la figure 2.12. Les signaux optiques à l'entrée du système optique sont convertis à la sortie des démultiplexeurs en signaux électriques. Ces signaux électriques sont ensuite commutés par des modules électriques vers des fibres optiques pour être une fois de plus convertis en signaux optiques puis multiplexés par les

multiplexeurs optiques. Ce processus de commutation OEO limite la dispersion et l'atténuation des signaux d'où l'importance des amplificateurs dans le dispositif optique.

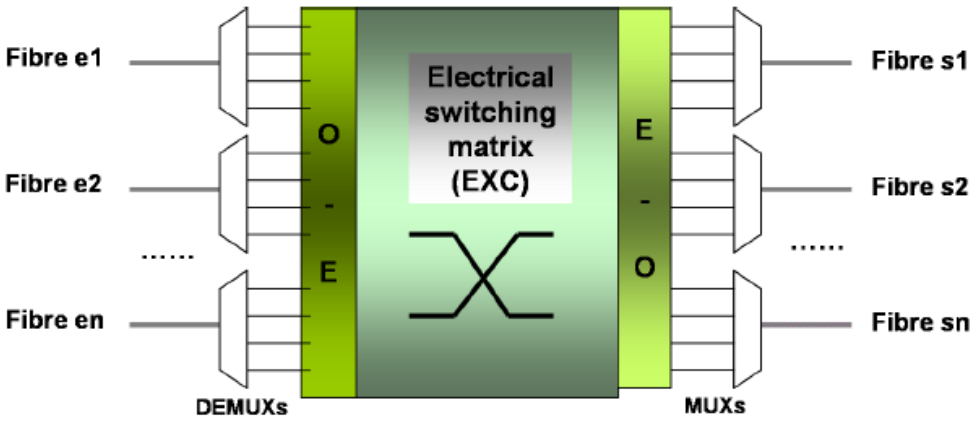


Figure 2.12: Commutateur opaque

- Les commutateurs tout-optique s'implémentent par un assemblage de miroirs

MEMS (Microelectromechanical System) qui peuvent être disposés en matrices 2D ou 3D. Dans un commutateur tout-optique illustré à la figure 2.13, les signaux de transport entrants dans le système optique sont démultiplexés puis commutés par un module optique. Les signaux optiques obtenus sont multiplexés à la sortie vers d'autres fibres. Un commutateur tout-optique peut-être aussi désigné comme commutateur transparent ou commutateur de photonique (PXC). En effet, ce système de commutation conserve la transparence des données et des protocoles qui sont utilisés dans les couches supérieures. Cependant, les signaux étant conservés dans le format optique, il est moins aisé dans le contexte du trafic dynamique de réaliser des fonctionnalités réseau de nature électriques telles que l'allocation des ressources spectrales.

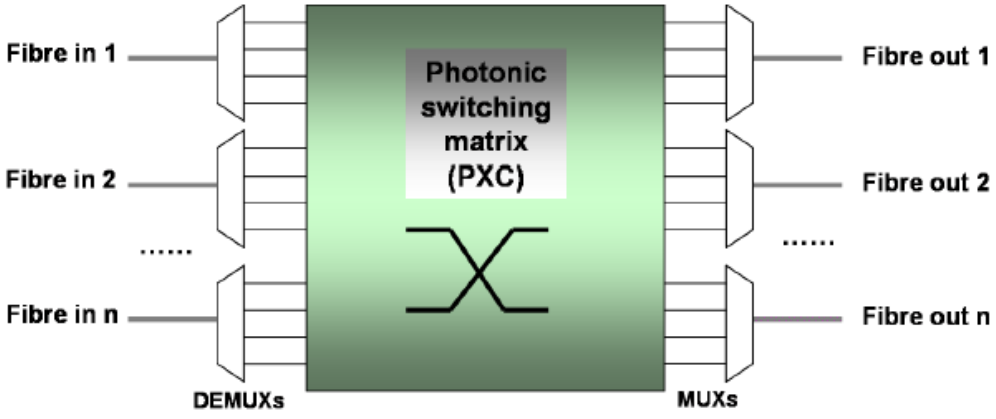


Figure 2.13: Commutateur tout-optique

D’autres équipements constitutifs et essentiels de l’architecture optique sont également à définir comme présentés à la figure 2.14, à savoir les émetteurs, les récepteurs et les amplificateurs.

2.4.6. Les émetteurs (TX)

Ce sont des composants optiques utilisés pour injecter le signal lumineux dans la fibre optique. On distingue différents types d’émetteurs à savoir la diode à infrarouge, la diode laser et la diode électroluminescente.

2.4.7. Les récepteurs (RX)

Ce sont des équipements optiques qui ont pour fonction de détecter le signal optique grâce à un photodiode et de le transformer en signal électrique.

2.4.8. Les amplificateurs

Ce sont des composants qui permettent de régénérer le signal optique sur une portée de 100 km pour de longues distances.

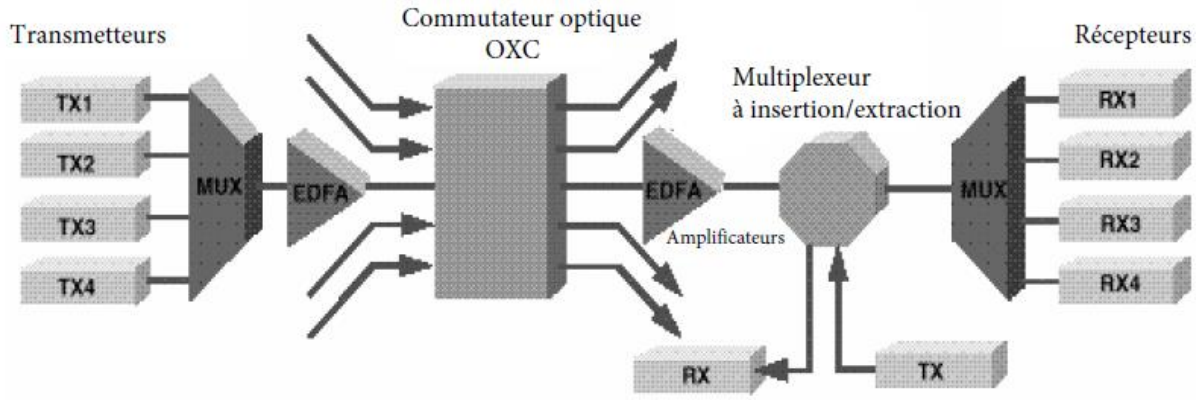


Figure 2.14: Composants d’un réseau optique

2.5. Le multiplexage optique

La fibre optique dispose d’une énorme bande passante qui peut être utilisée de façon simultanée par plusieurs usagers du service réseau en utilisant la technique de multiplexage optique. Cette technique consiste à partager le support de transmission entre plusieurs sources de bande passante. A cet effet, on distingue trois techniques de multiplexage optique à savoir le multiplexage temporel, le multiplexage spatial et le multiplexage en longueur d’onde [6] :

2.5.1. Le multiplexage temporel

Le TDM (Time Division Multiplexing) ou le multiplexage temporel illustré figure 2.15, consiste à allouer à tour de rôle à chaque usager, la totalité de la bande passante pendant un laps de temps. Le multiplexage temporel permet de regrouper plusieurs signaux à faible débit en un signal unique à débit élevé.

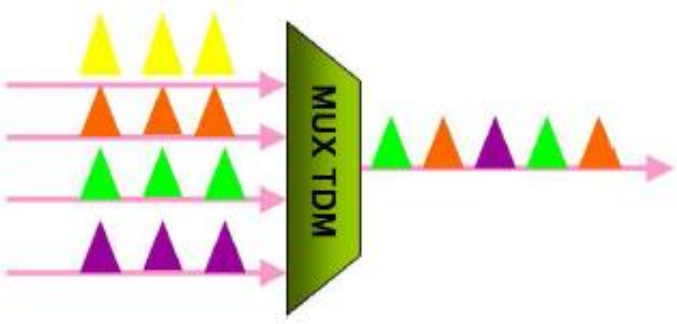


Figure 2.15: Le multiplexage temporel

2.5.2. Le multiplexage spatial

Cette technique consiste à regrouper dans un seul conduit de transport plusieurs canaux optiques. Elle est utilisée par plusieurs opérateurs réseaux pour éviter les goulots d'étranglement et augmenter la capacité en bande passante comme illustrée à la figure 2.16. Cependant, elle est peu adaptée aux réseaux longue distance due aux coûts d'installation et de mise en service élevés.

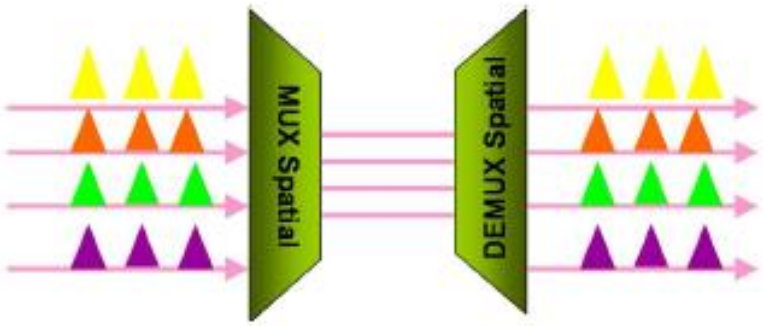


Figure 2.16: Le multiplexage spatial

2.5.3. Le multiplexage en longueur d'onde

L'augmentation de la capacité de la bande passante par le transport simultané de plusieurs signaux optiques sur une fibre pour faire face à l'augmentation de la demande de bande générée par la croissance d'Internet se révèle comme une solution intéressante. Contrairement à la technique de multiplexage temporel qui n'utilise qu'une seule longueur d'onde par canal optique, le multiplexage par répartition en longueur d'onde, illustrée à la figure 2.17, ou WDM (Wavelength Division Multiplexing) consiste à multiplexer plusieurs longueurs d'onde dans un seul canal optique. L'objectif de cette technologie est de transmettre de façon simultanée dans une seule fibre optique plusieurs trames numériques sur des longueurs d'onde distinctes.

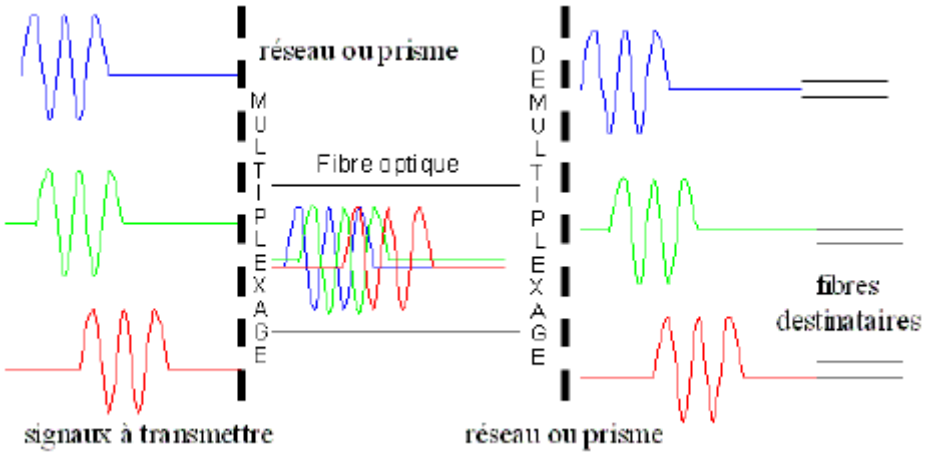


Figure 2.17: Le multiplexage en longueur d'onde

La figure 2.18 fait un récapitulatif de ces différentes techniques de multiplexage :

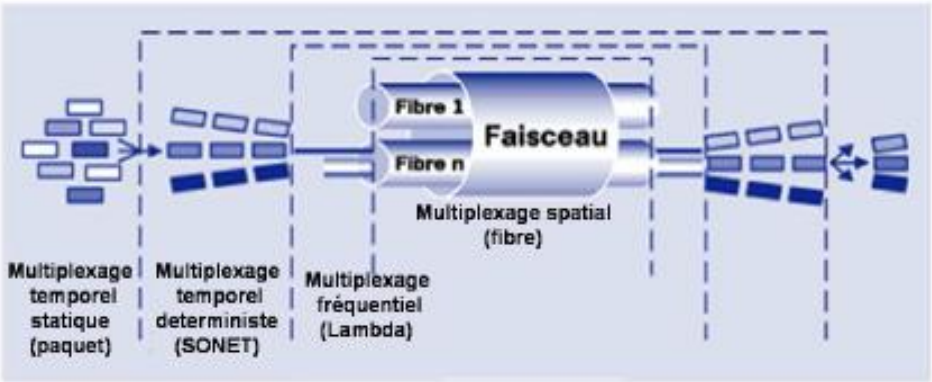


Figure 2.18: Récapitulatif des différentes techniques de multiplexage

2.6. La technologie WDM

Les développements récents dans le domaine des technologies mobiles, des réseaux sociaux, des centres de données et du cloud ont augmenté la quantité de données du trafic internet. Avec la croissance exponentielle du trafic de données sur internet dans les années à venir, un support de transmission capable de gérer le trafic de données actuel et de soutenir la croissance future du trafic est obligatoire. Les systèmes de communication optique avec support de transmission optique constituent une solution très prometteuse pour gérer la croissance du trafic de données sur internet car les fibres optiques disposent d'une bande passante très importante à exploiter [12]. Le progrès technologique a permis l'émergence de la technique de multiplexage en longueur d'onde (Wavelength Division Multiplexing ou WDM), qui permet de combiner

plusieurs canaux sur le même signal optique et chaque canal utilise une longueur d'onde différente. La bande passante disponible dans une fibre peut être alors considérablement étendue: chaque longueur d'onde permet un débit de plusieurs Gigabits par seconde et des dizaines de longueurs d'onde sont utilisables. Cette évolution permet d'exploiter une plus large bande passante de la fibre optique que celle qu'utilise un seul émetteur optique dans le cas de SDH. Dans le principe du système WDM, deux terminaux interconnectés par une liaison optique dans lequel le premier terminal est un multiplexeur et le second terminal est un démultiplexeur.

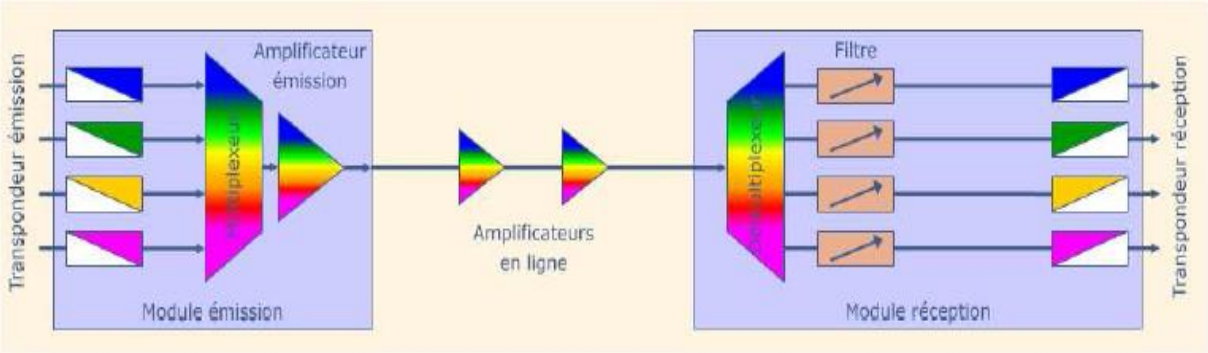


Figure 2.19: Modèle d'une liaison WDM entre deux terminaux

La norme IUT G692 a défini un peigne de longueurs d'onde autorisées dans la fenêtre de transmission en nanomètre (nm). Elle normalise l'espacement en nanomètre ou en GigaHertz entre deux longueurs d'onde permises de la fenêtre des 200 GHz ou 1,6 nm ou 100 GHz ou 0,8 nm. Le rôle du multiplexeur est dans un premier temps de changer les longueurs d'onde des signaux entrants en utilisant des transpondeurs, et ensuite de les multiplexer sur un seul support physique. A la sortie, le démultiplexeur agit comme plusieurs filtres et retrouve donc l'intégralité des signaux multiplexés à l'entrée du dispositif [13].

Le principe de fonctionnement du WDM repose sur la transmission simultanée de plusieurs signaux provenant de diverses sources où chaque signal est transmis par une longueur d'onde différente sur une même fibre. Les systèmes actuels autorisent 4, 8, 16, 32 et 64 canaux optiques différents, chacun pouvant supporter 2,5Gbits/s par exemple; on obtient alors des débits de 10, 40, 80 et 160 Gbits/s. A partir de différentes sources émettant chacune à une longueur d'onde propre, cette technique permet de regrouper et d'injecter ces canaux dans une seule fibre sans qu'il y ait de chevauchement entre eux au cours de la propagation. Il suffit à l'extrémité de la fibre, de séparer ces longueurs d'ondes et de les envoyer sur autant de détecteurs différents pour retrouver les signaux électriques initiaux comme l'illustre la figure 2.20 [14]. Notons qu'il existe des sources émettant plusieurs longueurs d'onde simultanément, et que la capacité des systèmes de transmission WDM a augmenté parallèlement avec l'augmentation du débit par

canal en multiplexage temporel de 2,5 à 40 Gbits/s. L' ITU-T G692 est la norme définissant la plage de longueurs d'onde dans la fenêtre de transmission "1530-1565 nm"[15].

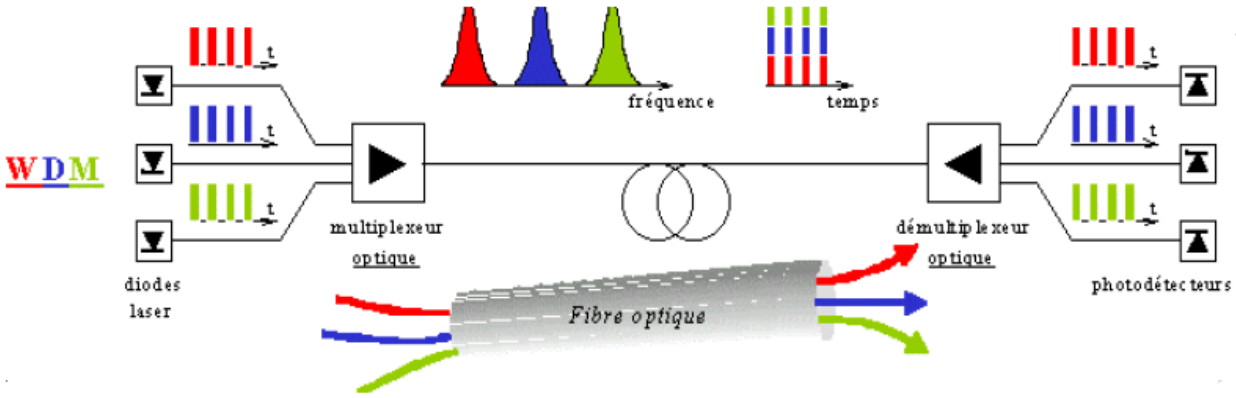


Figure 2.20: Principe de multiplexage en longueur d'onde

Le multiplexage WDM est caractérisé par l'intervalle minimum entre deux longueurs d'onde accessibles. Cet intervalle se mesure en nanomètres (nm) ou en Gigahertz (GHz). On dénombre plusieurs systèmes WDM. Cependant, ils se différencient par le nombre longueurs d'onde (canaux) dans une fibre. Le tableau 1 illustre les différents systèmes WDM.

Tableau 1: Les différents systèmes WDM

Espacement	**Nombre de canaux**
1000 GHz ($\Delta\lambda$ = 8 nm)	4 WDW (Wavelength Division Multiplexing)
400 GHz ($\Delta\lambda$ = 3,2 nm)	8 WDW (Wavelength Division Multiplexing)
200 GHz ($\Delta\lambda$ = 1,6 nm)	16 CWDW (Coarse Wavelength Division Multiplexing)
100 GHz ($\Delta\lambda$ = 0,8 nm)	32 DWDW (Dense Wavelength Division Multiplexing)
50 GHz ($\Delta\lambda$ = 0,4 nm)	80 DWDW (Dense Wavelength Division Multiplexing)
25 GHz ($\Delta\lambda$ = 0,2 nm)	160 UDWDW (Ultra Dense Wavelength Division Multiplexing)

Plus tard, l'invention des amplificateurs optiques a facilité la mise en œuvre des réseaux WDM. Le plus ancien et le plus réussi des amplificateurs à fibre optique est l'Erbium Doped Fiber Amplifier (EDFA), l'Amplificateur Optique Dopé à l'Erbium. Le gain optique réalisé avec l'EDFA est suffisant pour compenser la perte d'une portée de 100 km qui a fait de l'EDFA un amplificateur idéal pour les systèmes de transmission WDM de grande capacité. Toutefois

malgré ces performances, les grilles de fréquence dans les réseaux WDM sont fixes (voir figure 2.21) ce qui entraine un gaspillage de ressources dû aux larges sous-bandes allouées aux applications moins exigeantes en bande passante. Face à ce constat, les chercheurs ont proposé les réseaux optiques élastiques ROE (Elastic Optical Network EON) ; dans lesquels l'allocation des slots de fréquence est fonction des besoins souhaités à savoir la longueur du chemin, le débit souhaité et le format de modulation pour une éventuelle connexion [16].

2.7. La technologie OFDM

Dans la technologie OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing), les données sont transmises sous plusieurs sous-porteuses orthogonales. Cette technologie a été largement mise en œuvre sous divers systèmes tels que les réseaux locaux sans fil et les lignes d'abonnés numériques asymétriques. Récemment, des études de recherche se sont axés sur une version optique de l'OFDM comme moyen de surmonter les défaillances de transmission [17]. L'OFDM optique distribue les données sur plusieurs sous-porteuses à faible débit de données. Le spectre des sous-porteuses adjacentes peut se chevaucher (voir figure 2.21), puisqu'elles sont modulées orthogonalement, ce qui augmente l'efficacité spectrale de transmission. De plus, l'OFDM optique peut fournir une capacité de granularité fine aux connexions par l'allocation élastique de sous-porteuses à faible débit. La technologie OFDM attribue des symboles d'information séparés sur des sous-porteuses différentes qui sont orthogonales les unes par rapport aux autres. Les sous-porteuses OFDM peuvent être représentées mathématiquement comme :

$$\boldsymbol{x_k(t)} = \begin{cases} \boldsymbol{sin(2\pi k \Delta f t), 0 < t < T, k = 1, 2, \dots, N} \\ \boldsymbol{0, sinon} \end{cases} \quad (2.6)$$

Où Δf représente l'espacement des canaux des sous-porteuses, N représente l'espacement total des sous-porteuses, et la période est donnée par le symbole T. La largeur de bande de transmission est approximativement égale à NΔf. Les signaux sont orthogonaux et répondent à la condition suivante :

$$\int_0^\tau s_i(t) s_j(t) dt = \begin{cases} c, i = j \\ 0, i \neq j \end{cases} \quad (2.7)$$

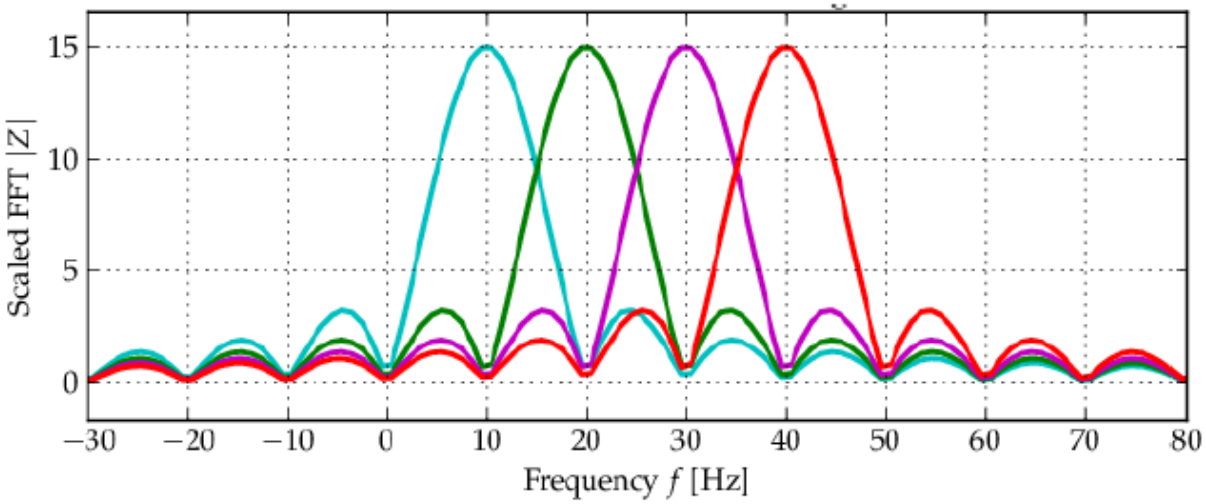


Figure 2.21: Spectre de sous-porteuses orthogonales OFDM

Les avantages de l'OFDM sont nombreuses. On peut citer : son débit de données élevé, sa facilité d'utilisation avec les opérations IFFT (Inverse Fast Fourier Transform) et FFT (Fast Fourier Transform), sa bonne tolérance aux interférences inter-symboles (ISI), son rendement spectral élevé et sa faible sensibilité aux erreurs de synchronisation temporelle. Cependant, les inconvénients du OFDM sont le rapport puissance de crête à puissance moyenne (PAPR) élevé et sa tendance à avoir un décalage de bruit et de fréquence (Dopler Shift). La figure 2.22 ci-dessous nous montre le principe de communication de l'EON avec un émetteur et un récepteur OFDM.

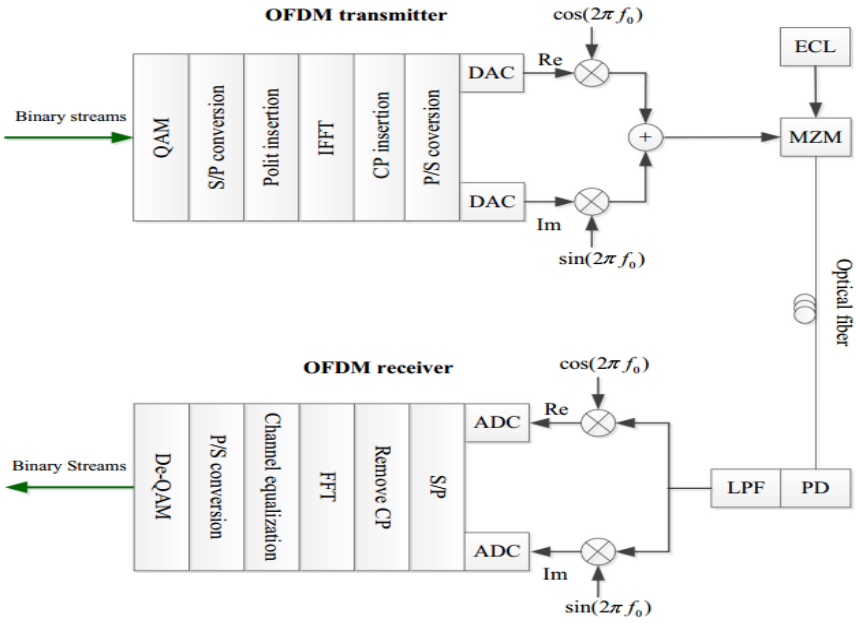


Figure 2.22: Système émetteur/récepteur basé sur OFDM

2.8. Les réseaux optiques élastiques multifibres

Les réseaux optiques élastiques multifibres sont des réseaux de transport de données variées à haut débit nécessitant des ressources assez importantes. Cette nouvelle technique de nouveau type de réseau de transport optique est basé sur la modulation optique OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) [18] dans laquelle, les grilles de fréquences sont flexibles d'une demande de connexion à l'autre contrairement aux grilles de fréquences fixes des réseaux optiques classiques WDM. Grâce à sa flexibilité, le ROE offre de nouvelles fonctionnalités en termes de segmentation et d'agrégation des ressources spectrales (sous-longueurs d'onde et super-longueurs d'onde), d'adaptation efficace de débits de données multiples, ainsi que de variation élastique des ressources allouées.

La technologie OFDM permet aux canaux de sous-porteuses voisins de se chevaucher, comme illustré à la figure 2.24. Ainsi, l'efficacité spectrale de la transmission est augmentée. A cet effet, un signal optique est produit par un transpondeur OFDM à largeur de bande variable utilisant la technologie avec juste les ressources spectrales nécessaire pour satisfaire la demande du client.

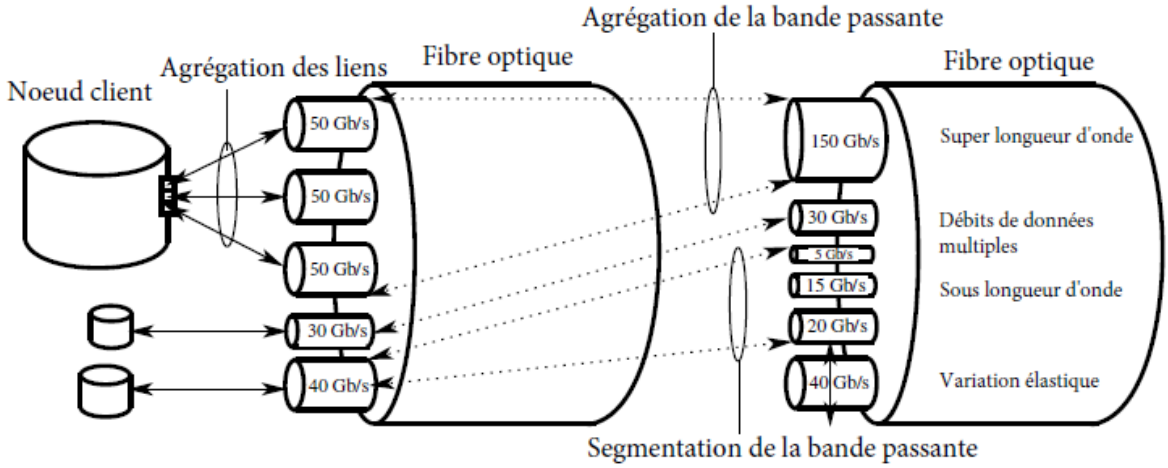


Figure 2.23: Comparaison de l'utilisation de la bande passante entre les EON et le réseau fixe de l'UIT-T

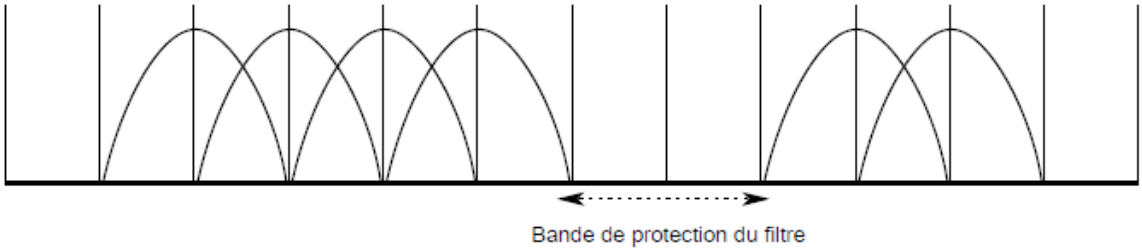


Figure 2.24: Sous-porteuses superposées introduites par la technologie OFDM

2.8.1. La technologie de base des ROE multifibres

Les progrès des techniques et des dispositifs de transmission optique ont favorisé l'émergence des ROE. L'introduction de formats de modulation avancés et de connexions croisées de longueur d'onde (Wavelength Cross-Connects WXC) permet de transporter un volume croissant du trafic sur de longues distances sans conversion optico-électronique-optique (OEO) [19]. Les chemins avec des largeurs de bande déterminées par le volume de trafic du client sont alloués par des transpondeurs à débit flexible à partir de l'émetteur et sont envoyés par des interconnexions de longueur d'onde (WXC) à largeur de bande variable (Bandwidth-Variable BV) au récepteur.

La figure 2.25 présente l'architecture des réseaux optiques élastiques multifibres.

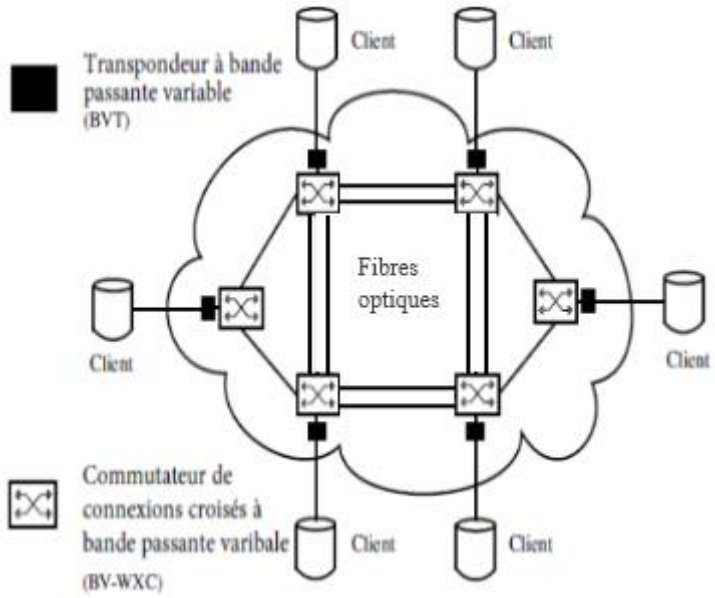


Figure 2.25: Architecture des ROE multifibres

2.8.2. Les super-canaux à efficacité spectrale

Le système est basé sur le multiplexage optique orthogonal par répartition en fréquence (OFDM). Un générateur multi-porteuse verrouillé en fréquence est utilisé pour générer des sous-porteuses également espacées. Les sous-porteuses générées sont d'abord séparées par un démultiplexeur à division en longueur d'onde (DMUX), puis modulées individuellement avec des modulateurs parallèles, et enfin couplées pour générer un super-canal spectral superposé.

2.8.3. Les transpondeurs optiques

On distingue trois modèles de transpondeurs à savoir le modèle à débit linéaire mixte (Mixted Line Rate MLR), le modèle à flux multiples (Multi Flow MF) et le modèle à bande passante variable (Bandwidth Variable BV). Le modèle MLR utilise quelques types de transpondeurs, chacun avec un débit binaire différent, par exemple des transpondeurs de 40, 100 et 400 Gb/s pour répondre à un large éventail de demandes de trafic [20].
Le modèle MF utilise un transpondeur MF avec plusieurs sous-émetteurs récepteurs, qui peuvent être alloués à différentes demandes de trafic, chacune d'entre elles ayant une capacité de débit fixe. Le modèle BV prend en charge tous les types de demandes de trafic avec un seul transpondeur BV, qui affecte le moins de ressources spectrales possible aux demandes de trafic avec un débit binaire maximum de 400 Gb/s.
Comme le montre l'étude présentée dans [20], le modèle BV permet d'obtenir un meilleur spectre et le plus faible taux de consommation. Il utilise différents formats de modulation tels que 16-QAM (Quadrature Amplitude Modulation), 64-QAM et QPSK (Quadrature Phase Shift Keying). De plus, il offre un meilleur équilibre entre efficacité spectrale et portée de transmission. En raison de la réduction des ressources actives, une nouvelle génération de transpondeurs optiques (S-BVT) a été étudiée dans [21].

2.9. Conclusion

Ce chapitre présente un bref historique de l'évolution des technologies de transport optiques qui ont ouvert la voie à la réalisation des ROE. Cependant, si les ROE multifibres ont introduit un nouveau degré de flexibilité dans les futurs réseaux de transport optique avec plusieurs fibres par lien, elles posent des défis supplémentaires au niveau de la mise en réseau, en particulier en ce qui concerne l'établissement des routes dans le réseau et l’allocation du spectre. De ce point de vue, le problème des RSA dans les ROE multifibres est présenté en détail dans le chapitre suivant.

Chapitre 3 : Routage et allocation de spectre dans les réseaux optiques élastiques multifibres

Sommaire

3.1. Introduction 31

3.2. Routage et allocation de ressources dans les réseaux WDM 31

3.2.1. Problème de routage 31

3.2.2. Problème d'allocation de longueurs d'onde 32

3.2.3. Les algorithmes RWA basés sur la programmation linéaire 33

3.2.4. Les algorithmes basés sur une décomposition du problème RWA 33

3.2.5. Les algorithmes RWA basés sur des méthodes heuristiques 33

3.3. Routage et allocation de longueur d'onde dans les réseaux WDM multifibres 34

3.4. Routage et allocation de ressources dans les ROE 37

3.4.1. Problème de routage et d'allocation de spectre (RSA) dans les réseaux ROE .. 38

3.4.2. Routage et allocation de spectre (RSA) en mode offline 38

3.4.3. Routage et allocation de spectre (RSA) en mode online 39

3.4.4. Les algorithmes de routage et allocation de spectre (RSA) heuristiques 39

3.5. Routage et allocation de spectre dans les réseaux optiques élastiques (RSA) multifibres 41

3.6. Conclusion……45

3.1. Introduction

Les réseaux optiques élastiques multifibres sont considérées comme une solution prometteuse pour le transport optique futur dans le contexte où l'on dispose de plusieurs fibres dans un lien d'un nœud source à une destination donnée. Cependant, ces réseaux se heurtent aussi à de nouveaux défis techniques, comme l'allocation efficace des ressources spectrales aux routes optiques élastiques, l'allocation de sous-porteuses contiguës à l'intérieur de chaque route optique. Comme pour les réseaux WDM, une connexion de bout en bout dans les ROE doit occuper le même spectre entre les nœuds source et destination en tenant compte de la contrainte de continuité du spectre. En outre, l'ensemble du spectre alloué aux demandes de raccordement doit être contigu, ce qui est appelé la contrainte de contiguïté des lots de fréquences. Cette nouvelle contrainte de continuité ajoute un certain degré complexité au problème classique des RWA. De plus, les algorithmes RWA multifibres disponibles proposés pour les réseaux RWA multifibres ne peuvent pas être directement applicables dans les ROE multifibres. Un nouveau système de routage et d'allocation des ressources doit être mis au point, à savoir le RSA (Routing and Spectrum Allocation). Dans ce chapitre, nous présentons l'étude détaillée du problème du RSA dans les ROE dans le contexte d'une seule fibre par lien. Après avoir examiné le RSA dans les ROE dans un contexte statique puis dynamique, nous faisons une revue de divers algorithmes heuristiques pour la RSA qui ont été proposés dans la littérature. Enfin, nous faisons une étude détaillée des algorithmes de RWA et des algorithmes RSA dans le contexte du multifibres proposé dans la littérature.

3.2. Routage et allocation de ressources dans les réseaux WDM

Ces dernières années, les réseaux optiques WDM ont été perçus comme une solution pour les réseaux de prochaine génération afin de soutenir l'augmentation explosive du volume de trafic sur Internet. La technologie WDM augmente la capacité d'une liaison par fibre optique en transmettant simultanément plusieurs signaux sur des trajets lumineux de différentes longueurs d'onde sur une seule fibre [22]. Le problème des RWA dans les systèmes DWDM conventionnels s'est avéré être un problème NP-difficile, qui a été étudié pendant des années [23]-[27].

3.2.1. Problème de routage

Le problème de routage du trafic dans un réseau de transport optique (SDH ou WDM) consiste à allouer de manière optimale pour chaque requête un ensemble de ressources pour sa connexion. [28]

Dans le cas de WDM, le routage d'une demande de trafic se fait sur deux couches : une couche logique et une couche physique comme illustré à la figure 3.1. Dans une première phase, le problème consiste à associer à la demande en trafic un chemin dans la couche logique. Le chemin, dit logique, est constitué d'un ou de plusieurs circuits optiques. Chaque circuit optique doit être associé à une longueur d'onde. Dans une seconde phase, le problème consiste à trouver le routage physique pour chacun des circuits optiques en prenant en compte les capacités en longueurs d'onde de chaque fibre du réseau.

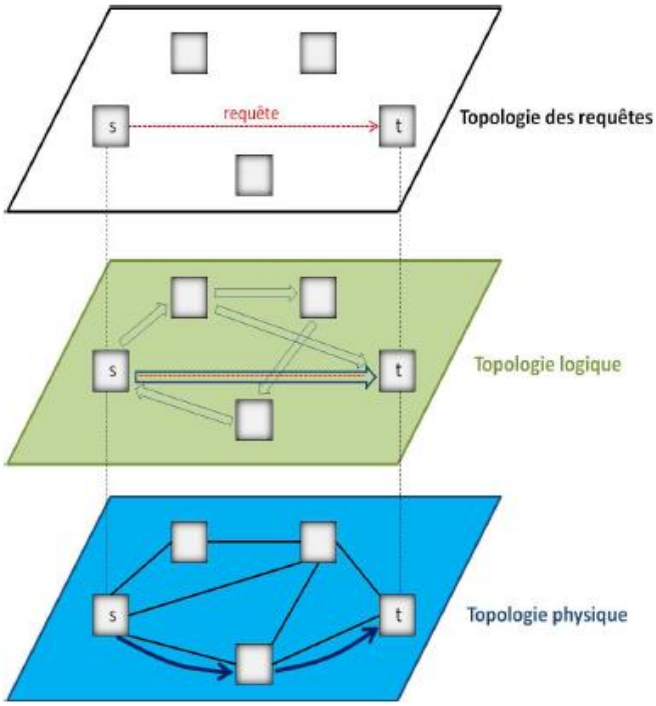


Figure 3.1: Topologies logique et physique d'un réseau WDM

Dans les réseaux de transport, lorsque les demandes en trafic sont connues à l'avance et n'évoluent pas dans le temps, le routage est dit statique ou offline ; cependant, lorsque les demandes arrivent en temps réel sur le réseau, le routage est dit dynamique ou online.

3.2.2. Problème d'allocation de longueurs d'onde

Selon [28], l'affectation de longueurs d'onde ou RWA (Routing and Wavelength Assignment) lorsque le routage est réalisé en même temps, est un problème qui intervient dans le cas des réseaux WDM où nous parlons d'un routage optique. La résolution de ce problème permet de choisir sur quelle longueur d'onde un chemin (circuit optique) circule dans les fibres du réseau. S'il n'y a pas de convertisseurs de longueurs d'onde dans les nœuds, alors un chemin utilisera la même longueur d'onde de la source à la destination. Autrement dit un chemin utilisant une

longueur d'onde $\boldsymbol{\lambda_1}$dans une fibre ne pourra pas, dans une autre fibre, passer sur une longueur d'onde différente de $\boldsymbol{\lambda_1}$.
Cependant, l'affectation de longueurs d'onde dépend fortement de la phase de routage comme cela est mentionné dans [29].

3.2.3. Les algorithmes RWA basés sur la programmation linéaire

Les algorithmes basés sur la PLNE qui résolvent les problèmes de routage et d'affectation de longueurs d'onde [30], ont introduit différentes formulations, basées sur la programmation linéaire en nombre entiers, du problème RWA (formulations lien-chemin, nœud-lien et nœud-arc). Plusieurs objectifs ont été considérés tels que la minimisation du taux de blocage, la minimisation du nombre de longueurs d'onde utilisées en supposant que toutes les requêtes peuvent être acceptées, la minimisation du nombre maximum de longueurs d'onde utilisées par fibre, etc. Cependant, les PLNE proposés sont intraitables sur des instances de grande taille du problème. Des programmes linéaires relaxés ont alors été utilisés pour obtenir des bornes sur la valeur optimale qui peut être atteinte. Les techniques de fixation itérative et d'arrondi ont aussi été utilisées pour fournir des solutions entières à partir des problèmes relaxés.

3.2.4. Les algorithmes basés sur une décomposition du problème RWA

Ces algorithmes résolvent les problèmes de routage et d'affectation de longueurs d'onde séparément et séquentiellement. [27], a proposé une technique de décomposition du problème RWA à deux étapes ; la première étape fait appel à la programmation linéaire en nombre entiers pour allouer des routes aux requêtes tout en minimisant le nombre maximum de requêtes routées sur une fibre. La deuxième étape est exprimée comme un problème de coloration de graphe. La solution finale obtenue est une solution approximative du problème RWA complet (problème original) qui est généralement non aléatoire. Le travail présenté dans [31] synthétise d'autres approches connues dans la littérature pour résoudre le sous problème de routage. On peut citer entre autres : le routage fixe, le routage fixe-alternatif et le routage adaptatif.

3.2.5. Les algorithmes RWA basés sur des méthodes heuristiques

Plusieurs méthodes heuristiques sont présentées et évaluées dans la littérature ; les plus connues sont :

- **Shortest First Fixed Path**

Cet algorithme a pour objectif de maximiser le nombre de circuits optiques établis dans le réseau. La méthode heuristique commence par calculer les plus courts chemins pour toutes les paires de nœuds en utilisant l'algorithme de Dijkstra sur la topologie du réseau physique donné. Ces requêtes sont ensuite arrangées selon un ordre croissant en fonction de la longueur de leurs plus courts chemins [32].

- **Longest First Fixed Path**

Cette méthode heuristique adopte le même principe que Shortest First Fixed Path, sauf qu'elle affecte des longueurs d'onde aux circuits optiques ayant les plus longs chemins en premier. Une comparaison avec l'algorithme précédent est réalisée dans [33] et est basée sur le nombre de circuits établis dans le réseau. Les résultats montrent que le nombre de circuits optiques établis par Shortest First Fixed Path, est plus grand pour des instances au problème qui considèrent un nombre important de requêtes.

- **Longest First Alternate Path**

Cette méthode formule le problème RWA comme un problème de sac à dos. Dans cette méthode, les longueurs d'onde sont traitées comme des sacs à dos, chacune d'entre elles peut contenir plus d'un circuit optique. Les circuits optiques sont considérés comme des objets, et plusieurs circuits peuvent partager la même longueur d'onde à condition qu'ils empruntent des chemins lien-disjoints. L'objectif de cet algorithme est de maximiser le nombre de circuits optiques par longueur d'onde.

3.3. Routage et allocation de longueur d'onde dans les réseaux WDM multifibres

Les environnements multifibres améliorent les performances des réseaux WDM, notamment en augmentant la probabilité d'établissement de chemins optiques [34]-[36]. Dans les réseaux WDM multifibres, chaque lien est constitué de plusieurs fibres. Par conséquent, plusieurs chemins optiques ayant une longueur d'onde commune peuvent être établis dans le même lien à condition d'utiliser des fibres différentes comme illustré à la figure 3.2.

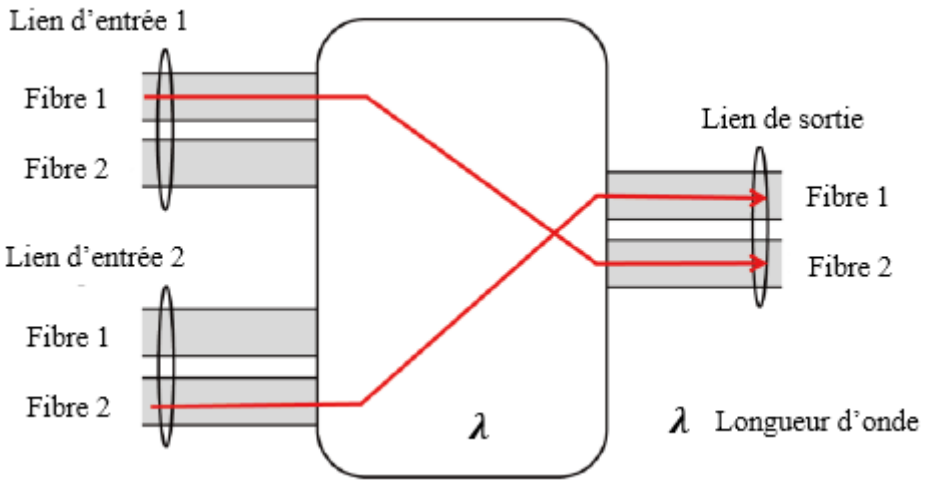


Figure 3.2: Noeud intermédiaire dans les réseaux WDM multifibres

Le problème d'allocation de longueur d'onde dans les réseaux multifibres WDM a été étudié dans la littérature [37]-[43]. D'autres algorithmes RWA dynamiques ont été proposés pour les réseaux WDM multifibres [44][46]. Les auteurs dans [44] ont fourni un algorithme RWA dynamique en fonction de la puissance qui tient compte non seulement de la probabilité de blocage mais aussi de la consommation d'énergie et de l'efficacité énergétique dans les réseaux WDM multifibres. Dans l'étude de [46], les auteurs ont proposé une méthode RWA dynamique qui sélectionne une combinaison d'une route et d'une longueur d'onde en fonction de la disponibilité de la longueur d'onde collectée par la signalisation de réservation en amont. Dans [45], les auteurs ont proposé trois stratégies de RWA dynamiques nommés *MCR*, *LSNLR* et *F(w,l)*. Ces stratégies sélectionnent d'abord un itinéraire parmi les itinéraires prédéterminés, puis une longueur d'onde en fonction de la disponibilité de la longueur d'onde. L'auteur dans [47] a proposé un algorithme qui évite la génération de goulots d'étranglement en attribuant les longueurs d'onde de manière appropriée. Dans [48], les auteurs ont proposé deux algorithmes RWA. Ils sélectionnent une combinaison d'une route et d'une longueur d'onde en fonction d'une métrique associée à chaque combinaison. Bien que ces algorithmes RWA améliorent les performances des réseaux WDM multifibres, ils ne tiennent pas compte de la capacité de conversion des longueurs d'onde. Par conséquent, ils ne peuvent pas être appliqués directement aux réseaux WDM multifibres avec conversion de longueur d'onde. Pour pallier cette insuffisance, [46] propose un algorithme dynamique de RWA pour les réseaux WDM multifibres avec conversion de longueur d'onde comme illustré à la figure 3.3.

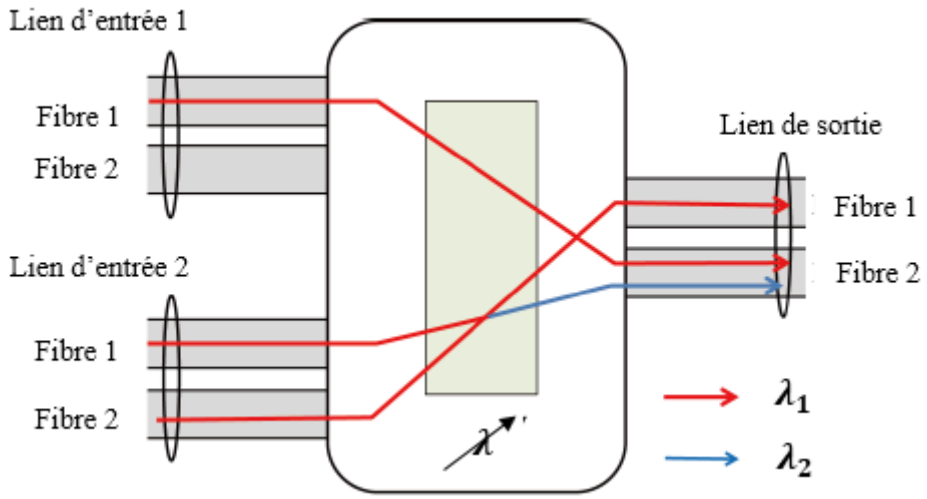


Figure 3.3: Noeud intermédiaire avec capacité de conversion de longueur d'onde

Dans le schéma proposé, un itinéraire et des longueurs d'onde sont sélectionnés pour chaque chemin optique en fonction de la disponibilité des longueurs d'onde et de l'emplacement des nœuds ayant une capacité de conversion de longueur d'onde. L'algorithme proposé divise chaque route en segments entre les nœuds avec conversion de longueur d'onde. Ensuite, l'algorithme proposé sélectionne un itinéraire en fonction de la disponibilité des longueurs d'onde par segments et attribue la longueur d'onde la moins utilisée à chaque segment de l'itinéraire sélectionné.

Ce faisant, le système proposé vise à éviter l'épuisement d'une longueur d'onde spécifique dans chaque liaison et la génération de liens de goulot d'étranglement. En conséquence, le régime proposé devrait réduire la probabilité de blocage dès l'établissement efficace des chemins optiques dans les réseaux WDM multifibres avec conversion de longueur d'onde. Cependant, cette méthode implique que tous les nœuds du réseau aient la capacité de conversion qui nécessite des coûts supplémentaires pour les opérateurs réseau. [49] a présenté un modèle analytique pour calculer la probabilité de blocage dans les réseaux WDM multifibres avec routage à chemin fixe. Étant donné que le coût d'un réseau multifibres est probablement plus élevé que celui d'un réseau à fibre unique (plus d'amplificateurs et de multiplexeurs/démultiplexeurs), l'objectif de conception d'un réseau multifibres est d'atteindre un niveau élevé de performance de réseau avec un nombre minimum de fibres par lien. Ainsi, un problème important dans les réseaux multifibress est de déterminer combien de fibres sont nécessaires sur chaque lien pour garantir des performances élevées du réseau, similaires à celles d'un réseau avec des nœuds ayant la capacité de conversion complète de longueur d'onde. Ce besoin en fibres peut dépendre de plusieurs facteurs, comme par exemple la topologie du réseau,

le type de trafic, le nombre de longueurs d'onde par fibre et l'algorithme de routage utilisé dans le réseau. Un problème similaire a été étudié dans [34][50] dans le cadre du trafic statique. Le problème de l'allocation des longueurs d'onde dans les réseaux WDM multifibres a été étudié dans [37][51]. Différents algorithmes d'allocation de longueur d'onde dans les réseaux multifibres sont comparés dans [37]. Un algorithme sophistiqué d'attribution de longueur d'onde dénommé $M\sum$ est développé. Les résultats montrent que l'algorithme $M\sum$ est beaucoup plus performant que les autres algorithmes dans les réseaux multifibres. Un algorithme d'allocation de longueur d'onde à perte de capacité relative dénommé *RCL* est présenté dans [51]. La probabilité de blocage de l'algorithme RCL est de 5 à 30 % supérieure à celle de l'algorithme $M\sum$, selon les demandes de trafic et la topologie du réseau, mais il présente la même complexité algorithmique que l'algorithme $M\sum$ [51]. L'analyse des performances des réseaux WDM multifibres en termes de probabilité de blocage a suscité un intérêt considérable [37][52]. Un modèle de corrélation de la charge du lien multifibres dénommé *MLLC* [38] est plus précis que les modèles de [37][52]. Les résultats de l'analyse et de la simulation montrent qu'un nombre limité de fibres par lien est suffisant pour garantir de haute performance du réseau dans les topologies en anneau, maillé et les réseaux fédérateurs NSF.

3.4. Routage et allocation de ressources dans les ROE

Les ROE sont considérées comme une solution prometteuse pour les nouveaux réseaux de transports optiques. Cependant, elle révèle également de nouveaux défis techniques en plus de ceux qui existaient déjà dans les réseaux classiques WDM, à savoir une connexion de bout en bout dans les ROE doit occuper le même spectre entre ses nœuds finaux, c'est-à-dire assurer la contrainte de continuité du spectre. De plus, l'ensemble du spectre attribué aux demandes de connexions doit être contigu, ce que l'on appelle la contrainte de contiguïté du spectre. Aussi, les algorithmes RWA disponibles proposés pour les réseaux WDM ne peuvent pas être directement applicables dans les ROE. Dans ce cas, un nouveau modèle de routage et d'allocation des ressources doit être mis au point, à savoir le RSA (Routing and Spectrum Allocation). Le problème du RSA dans le réseau optique élastique peut être considéré comme le problème du RWA lorsque le nombre de slots de fréquence du spectre est équivalent au nombre de longueurs d'onde. Par conséquent, le problème du routage et de l'allocation du spectre est également un problème NP-difficile [24] [53]. Dans cette section, nous présentons l'étude détaillée du problème du RSA dans les ROE dans des conditions statiques et dynamiques du réseau.

3.4.1. Problème de routage et d'allocation de spectre (RSA) dans les réseaux ROE

L'algorithme de routage et d'allocation du spectre (RSA) dans les ROE alloue un chemin spectral entre deux nœuds optiques. La route optique devrait allouer le même spectre le long de son trajet d'acheminement, tandis que les sous-porteuses attribuées le long de ce trajet devraient être contiguës. La première est connue sous le nom de contrainte de continuité du spectre, tandis que la seconde est connue sous le nom de contrainte de contiguïté du spectre. En outre, lorsque deux chemins optiques partagent une ou plusieurs fibres communes, les sous-porteuses attribuées correspondantes doivent être séparées par les bandes de garde [54]. Le problème de RSA peut être formulé de plusieurs façons, avec des objectifs divers et des hypothèses variées. D'une manière générale, le problème des RSA dans les ROE peut être classé en deux versions : RSA outline, où la topologie du réseau et les demandes de trafic sont connues à l'avance, et le RSA online, où la topologie du réseau est connue à l'avance mais les demandes de trafic arrivent dans un ordre aléatoire. Étant donné que le RSA est la clé d'une attribution efficace du spectre dans les ROE, nous expliquons le RSA outline et le RSA online avec plus de détails dans la section suivante.

3.4.2. Routage et allocation de spectre (RSA) en mode offline

Le problème de routage et d'allocation de spectre statique est un problème bien connu dans la littérature. La complexité du problème de l'attribution du spectre offline a été évalué en [55]. En utilisant les résultats de la théorie de la coloration des graphes, il a été démontré que le problème de l'allocation du spectre est NP-difficile. De ce fait, une variété de formulations de programmes linéaires entiers (PLNE) a été proposées pour le RSA offline dans les ROE, chacune étant dédiée à résoudre un problème spécifique. Cependant, ces PLNE ne peuvent pas être résolues dans un délai raisonnable pour les cas problématiques impliquant des topologies de réseau beaucoup plus importantes. Par conséquent, un certain nombre d'algorithmes heuristiques ont également été proposés pour résoudre le problème du RSA statique dans de grands réseaux. [56] ont proposé une formulation PLNE basée sur le lien de RSA statique en tant que problème de faible niveau de produits multiples. Puis, deux algorithmes heuristiques ont été proposé. Le premier appelé chemin le plus court avec réutilisation maximale du spectre (SPSR), utilise l'algorithme le plus court du chemin des trajets et la stratégie d'allocation de spectre First-Fit (FF) pour assigner des sous-porteuses aux demandes dans l'ordre décroissant de leur taille. Le deuxième algorithme appelé attribution du spectre charge équilibrée (BLSA) considère les k voies les plus courtes comme candidates pour chaque connexion et sélectionne ensuite celle qui minimise la charge de liaison maximale pour équilibrer la charge d'utilisation

du spectre sur l'ensemble des liens du réseau. La résolution conjointe des problèmes de routage et d'allocation du spectre exige généralement une grande complexité [57-59]. De nombreux articles dans la littérature résolvent ce problème en décomposant et en résolvant les deux sous-problèmes en équation. Le chemin le plus court avec l'algorithme de réutilisation maximale du spectre et l'algorithme d'allocation du spectre par équilibrage de charge (qui détermine le routage par équilibrage de la charge dans le réseau) est proposé dans [53] pour résoudre le problème statique du RSA. Dans [55], étant donné un ensemble de demandes de trafic, les auteurs tentent de trouver des chemins disjoints pour acheminer les demandes afin d'augmenter la réutilisation des slots de fréquence.

3.4.3. Routage et allocation de spectre (RSA) en mode online

Le RSA dynamique dans les ROE est encore plus difficile en raison de l'arrivée et du départ aléatoires du trafic et de la fluctuation des demandes de connexions dans le temps. Selon l'état du réseau, les ressources spectrales disponibles peuvent ou non être suffisantes pour établir une connexion. Au fur et à mesure que le réseau évolue, un algorithme de routage optimal actuel pourrait ne plus être optimale dans le temps. Ainsi, chaque fois qu'une nouvelle demande de connexion arrive, un algorithme doit être exécuté en temps réel pour déterminer s'il est possible d'accepter la nouvelle demande de connexion. Si une nouvelle demande de connexion ne peut être satisfaite, elle est bloquée. Ainsi, la réduction de la probabilité de blocage des demandes de connexion apparaît comme l'objectif clé dans un algorithme RSA dynamique. L'étude dans [60] a examiné la largeur optimale des slots pour les ROE en mesurant la probabilité de blocage sous un trafic dynamique à l'aide de simulations de Monte Carlo. Chaque demande était acheminée sur son chemin le plus court et la première politique était utilisée pour l'attribution du spectre. Tandis que dans [61] les auteurs ont proposé une amélioration dans le fonctionnement de la stratégie d'allocation First-Fit. Cette étude a proposé un algorithme évolutif pour rechercher l'ordre de spectre le plus réalisable pour le First-Fit afin de minimiser la probabilité de blocage.

3.4.4. Les algorithmes de routage et allocation de spectre (RSA) heuristiques

De nombreux algorithmes heuristiques génériques ont été proposés pour résoudre le problème du RSA. Ces algorithmes RSA génériques traitent généralement le problème en le divisant en deux sous problèmes indépendants à savoir le problème du routage et le problème de l'allocation du spectre comme présentée à la figure 3.4.

Dans [62] plusieurs techniques de routage dans les réseaux optiques à savoir le routage à chemin fixe, le routage à chemin fixe alternatif, le routage à chemin le moins encombré et le routage à chemin adaptatif dynamique [2] [63]. Ces techniques de routage s'appuient sur la théorie des graphes [64] [65]. Dans l'algorithme de routage à chemin fixe, le plus court chemin du réseau est généralement précalculé pour chaque paire de nœuds source-destination. Dans cette technique pour chaque paire de nœuds source- destination, une table de routage est établie et une stratégie d'allocation du spectre recherche les ressources spectrales disponibles pour l'établissement de la connexion. Au cas où aucun spectre n'est disponible pour accueillir la demande de connexion, la demande de connexion est rejetée et considérée comme bloquée. L'algorithme de routage à chemin fixe alternatif est une extension de l'algorithme de routage à chemin fixe ; dans cet algorithme la table de routage contient une liste de chemins pour chaque paire de nœuds source-destination. Pour une demande de connexion, l'algorithme recherche dans la table de routage, le chemin candidat qui dispose de ressources spectrales nécessaires pour la connexion. Contrairement au routage à chemin fixe et au routage à chemin fixe alternatif qui calculent généralement le plus court chemin ou les *k* plus courts chemins, le routage à chemin le moins encombré détermine l'itinéraire du chemin en fonction de la condition d'encombrement du lien au moment où la demande de connexion arrive dans le réseau. Quant à l'algorithme de routage adaptatif dynamique, il calcule le chemin en fonction des informations sur l'état du lien en temps réel ou de certaines politiques [66]. Dans les réseaux optiques élastiques, le nombre de slots de fréquence peut être alloué de manière flexible en fonction de la largeur de bande requise par les demandes de connexion, ce qui permet d'obtenir une meilleure efficacité spectrale. L'allocation du spectre peut être effectuée soit conjointement avec le processus de routage, soit indépendamment du processus de routage. La stratégie d'allocation du spectre dénommée *first fit* attribue le premier bloc de slots de spectre disponible à la connexion, ce qui répond aux exigences des contraintes de continuité et de contiguïté du spectre pour le chemin sélectionné [67]. La stratégie d'allocation *random fit* choisit de manière aléatoire les slots disponibles, afin d'éviter que plusieurs demandes de connexion ne sélectionnent le même slot de fréquence [68]. Quant à la stratégie d'allocation *last fit* attribue manière invariable les slots de fréquence disponibles à indice le plus élevé possible. La stratégie d'allocation first-last fit est la combinaison des techniques *first fit* et *last fit.* Les demandes de connexion sont divisées en des sous-ensembles pair et impair. Lorsque le nombre de demandes de connexion indexées impaires arrive, l'algorithme tente d'allouer les slots de fréquence de manière qu'ils soient les premiers à être attribués. L'allocation du spectre en dernier lieu est effectuée pour le nombre pair indexé de demandes de connexion. La stratégie d'allocation de

spectre dénommée *exact fit* recherche le bloc de slots à plus petit index et alloue le bloc de slots à la connexion si le bloc de slots de fréquence disponible correspond exactement à la largeur de bande requise par la demande de connexion. Cette technique permet d'améliorer la performance du réseau en réduisant la fragmentation du spectre [69].

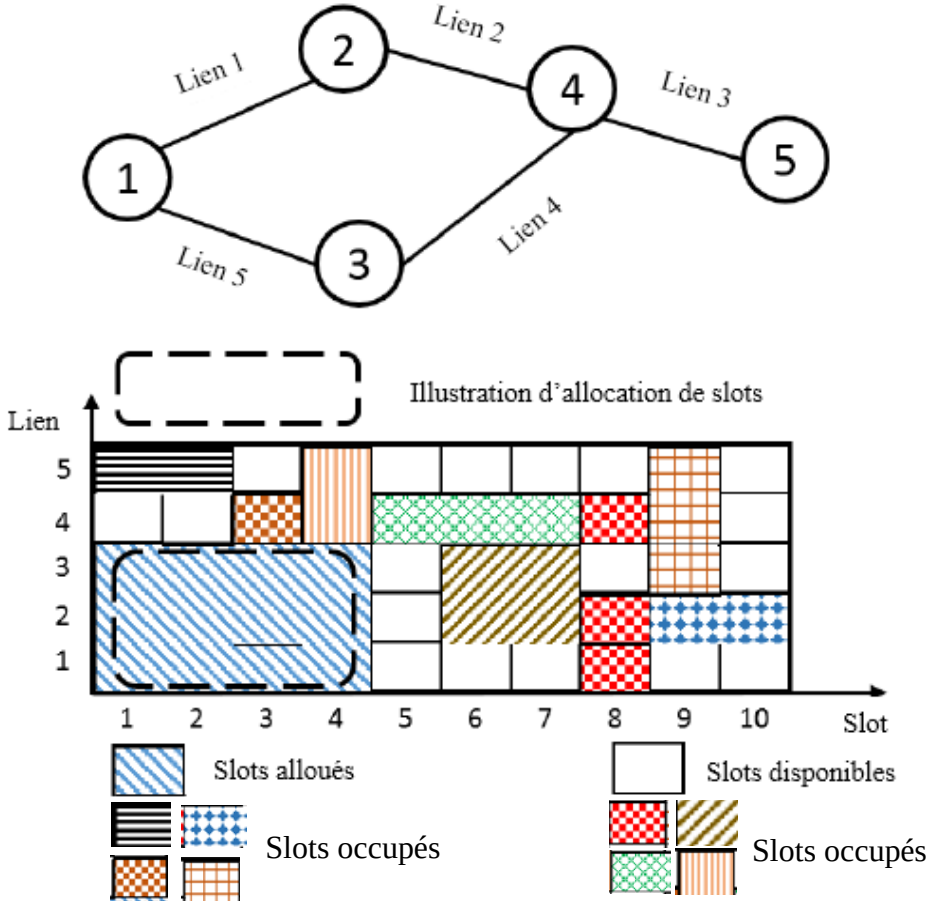


Figure 3.4: Allocation de slots de fréquence dans les ROE

3.5. Routage et allocation de spectre dans les réseaux optiques élastiques (RSA) multifibres

Avec la croissance spectaculaire du trafic internet, plusieurs fibres par lien sont nécessaires pour répondre aux demandes croissantes. L'allocation des longueurs d'onde et des slots de fréquences, dans les réseaux à plusieurs fibres par lien, diffère des méthodes précédentes pour les réseaux à une seule fibre, car les liens multifibres offrent plus de souplesse dans la commutation des longueurs d'onde et des slots de fréquence. Le problème d'allocation de longueur d'onde dans les réseaux multifibres WDM a été étudié dans la littérature [37][39]-[41]. La plupart des algorithmes de routage et d'allocation de spectre RSA dans la littérature considèrent les réseaux optiques élastiques avec des liens à fibre unique. Dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines, il est essentiel de répartir les ressources du spectre entre

plusieurs domaines. Face à ce problème, [70] a proposé une méthode de routage et d'allocation du spectre basée sur le multifibres qui améliore les effets de multiplexage statistique dans les réseaux optiques élastiques. En particulier, la méthode proposée permet d'attribuer des ressources spectrales à de nombreuses demandes provenant d'autres domaines et dont les slots de spectre sont décidés dans d'autres domaines. Les résultats obtenus indiquent que l'algorithme RSA proposée est adapté pour fournir de bout en bout des chemins optiques à travers de multiples domaines dans les réseaux optiques élastiques multifibres. L'algorithme RSA dans les réseaux optiques élastiques multifibres qui consiste à gérer plusieurs domaines indépendamment par un contrôleur (PCE) qui calcule d'une part le chemin et alloue les slots de fréquence requis pour chaque demande de connexion de la source à la destination dans chaque domaine. En ce qui concerne les demandes de connexion générées dans d'autres domaines, le PCE ne peut sélectionner le chemin qu'à l'intérieur de son propre domaine. Dans ces conditions, la méthode proposée tente de réserver les ressources spectrales de manière uniforme afin de prendre en compte les chemins optiques entrants avec différents débits. Plus précisément, cette technique se concentre sur le nombre slots de fréquence disponibles par de fibre. L'algorithme RSA proposé permet un équilibre la charge de trafic et les ressources spectrales dans le réseau. [71][72] supposent qu'un contrôleur gère tous les nœuds dans un domaine afin d'établir des chemins tout-optique dans le réseau cœur come illustré à la figure 3.5.

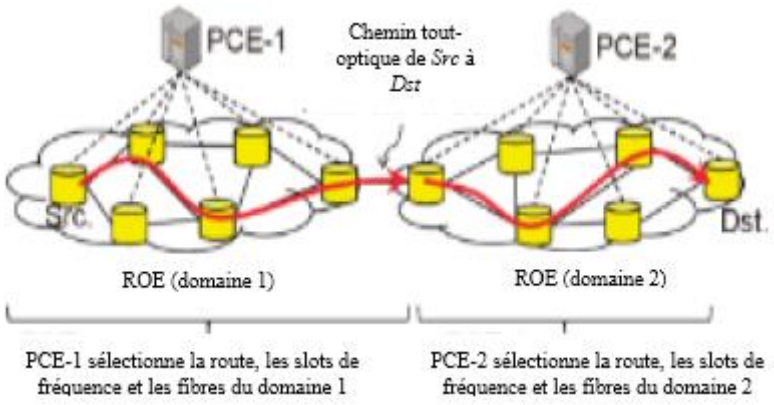


Figure 3.5: Approche RSA multi-domaines basé sur les ROE multifibres

Les liens multifibres offrent une plus grande flexibilité dans les commutations des slots de fréquence que les systèmes précédents ne sont pas conçus pour utiliser pleinement [74]. En effet, le trafic Internet continue de croître de façon spectaculaire en raison de l'émergence d'applications telles que les flux en direct et les réseaux sociaux. Selon [73], le trafic internet mondial a dépassé les 60 TBps en 2020. Pour répondre à la demande croissante de trafic, il est

nécessaire de déployer plusieurs fibres sur un lien physique. Différentes fonctions de coût basées sur l'état du réseau sont utilisées dans la littérature. En raison de l'hétérogénéité des demandes en EON, les fibres utilisées sur chaque lien sont importantes et entraîneront une fragmentation inutile si elles ne sont pas traitées avec soin. Afin d'utiliser pleinement la flexibilité des liens multifibres tout en satisfaisant les contraintes introduites par les réseaux optiques élastiques, un système de routage et d'allocation performant est nécessaire. [70] propose une méthode RSA basée sur les multifibres en déterminant les coûts pour sélectionner les chemins en premier lieu puis les slots de fréquence par la suite en utilisant la stratégie d'allocation first fit pour attribuer les demandes de connexion aux fibres optiques que les réseaux optiques flexibles à une seule fibre par lien ne sont pas conçus pour utiliser pleinement. Les algorithmes de routage couramment utilisés, tels que l'algorithme du chemin du plus court fixe ou l'un des nombreux chemins sélectionnés de manière dynamique, souffrent soit de performances médiocres ou d'une grande complexité de calcul. [74], étant donné les charges de trafic, proposent de calculer un ensemble de chemins et les probabilités de sélection de chemin pour chaque paire de nœuds source-destination en mode offline (voir section 3.4.2.). Cette approche utilise pleinement les multiples chemins entre chaque paire de nœuds tout en maintenant une complexité de calcul assez faible.

Compte tenu de la topologie du réseau et des charges de trafic pour chaque paire de nœuds, les probabilités de sélection de tous les chemins candidats sont calculées en mode offline par une PLNE (Programmation Linéaire à Nombres Entiers) mixte dont l'objectif est de minimiser la charge de trafic moyenne et maximale sur toutes les fibres par opposition aux liens, puisque des liens différents peuvent avoir des nombres de fibres différents. Dans [75], Jingxin et *al.* proposent une approche pour résoudre le problème dynamique de RSA dans les ROE multifibres. Étant donné un réseau et des demandes de connexion stochastiques dynamiques avec des charges de trafic connues en avance, le problème consiste à attribuer une route et un spectre à chaque demande, afin que la probabilité de blocage soit réduite au minimum. Chaque lien du réseau contenant plusieurs fibres, une formulation de planification du réseau basée sur les informations de topologie est proposée afin que les chemins candidats pour chaque paire de nœuds de source-destination puissent être sélectionnées en fonction de certaines probabilités prédéterminées. En raison de l'hétérogénéité des largeurs de bande de demande, une technique de partitionnement est appliquée de manière que chaque taille de demande peut utiliser une gamme de spectre particulière. Dans ce cas, chaque fibre peut être visualisée de la même manière, et la sélection des fibres sur chaque liaison peut également être évitée. Compte tenu de la répartition du spectre, un algorithme d'allocation de spectre SA basé sur les informations

relatives à l'état du réseau est proposé en considérant le partage des ressources selon les différentes partitions. Pour chaque demande qui arrive, un chemin de routage est d'abord choisi en fonction des probabilités précalculées ; ensuite, une allocation de spectre est effectuée pour attribuer des slots de fréquence contigus à cette demande de connexion. S'il n'y a pas de slots disponibles alors la demande est bloquée.

Les auteurs modélisent le ROE multifibres suivant le graphe $\mathcal{G}(\mathcal{V}, \mathcal{E})$, où $\mathcal{V}$ désigne un ensemble de connexions optiques croisées (OXC) et $\mathcal{E}$ désigne un ensemble de liens physiques. En supposant que les nœuds finaux sont connectés à chaque OXC de sorte que chaque OXC puisse être la source ou la destination des demandes de connexion. Chaque lien contient plusieurs fibres dont le nombre de lien à un autre peut être différent. La ressource spectrale sur chaque fibre est découpée en tranches de fréquences, avec une largeur de bande de 12,5 GHz chacune. Toutes les fibres sont composées du même nombre de slots. À chaque OXC, en supposant qu'il n'y a pas de contraintes de commutation entre les fibres d'entrée et les fibres de sortie, c'est-à-dire que tout slot sur une fibre d'entrée peut être commuté vers le même slot sur n'importe quelle fibre de sortie. Ainsi, la demande de bande passante pour chaque connexion dépend uniquement du débit de données requis, et une demande de connexion peut être représentée par un triplet (source, destination, *d*) : un nœud source, un nœud destination et une taille de demande en termes de nombre de slots de fréquences contigus. Dans ce cas, une demande de connexion au réseau est un chemin optique de bout en bout avec un nœud source, un nœud destination et un débit de données. Le nombre de slots de fréquences alloués à une demande de connexion dépend du débit de données requis et du format de modulation. Les auteurs ne considèrent pas les différents formats de modulation pour les différentes longueurs de chemin et supposent que le même format de modulation est utilisé comme dans [76]. Le trafic hétérogène des demandes de connexion avec des débits différents n'auront pas le nombre de slots de fréquence, ce qui pose le problème de la fragmentation. Dans ce cas, le problème du routage et de l'allocation du spectre dans les réseaux optiques flexibles multifibres est de trouver pour une demande de connexion, un chemin et un ensemble de slots de fréquence contigus sur certaines fibres des liens le long du chemin. La gestion du spectre, tel que le partitionnement du spectre en intervalles dédiées, est motivée par l'hétérogénéité des tailles des demandes. Les figures 3.6 et 3.7 illustrent à titre d'exemple des demandes de connexion nécessitant chacune de deux et trois slots. S'il n'y a pas de gestion du spectre basée sur la classification des demandes alors un algorithme d'allocation de spectre dénommé *first fi*t est utilisé pour les demandes de connexion comme le présente la figure 3.6. Lorsqu'une nouvelle demande de connexion

nécessitant trois slots arrive du nœud 2 au nœud 4, il n'y a pas de slot disponible et la demande est bloquée.

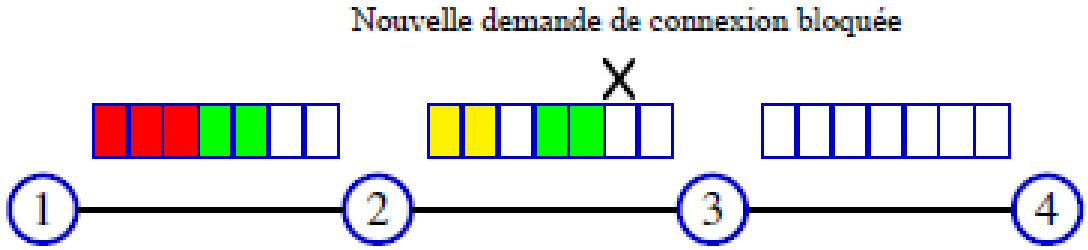


Figure 3.6: Utilisation des slots de fréquence sans gestion du spectre

Cependant, pour les mêmes demandes de connexion avec une gestion adéquate du spectre, comme l'attribution des quatre premiers slots pour les demandes nécessitant deux slots et des trois derniers pour les demandes nécessitant trois slots. Les allocations de slots changent et les nouvelles demandes de connexion peuvent être prises en compte. La figure 3.7 présente les nouvelles allocations lorsque la gestion du spectre est utilisée.

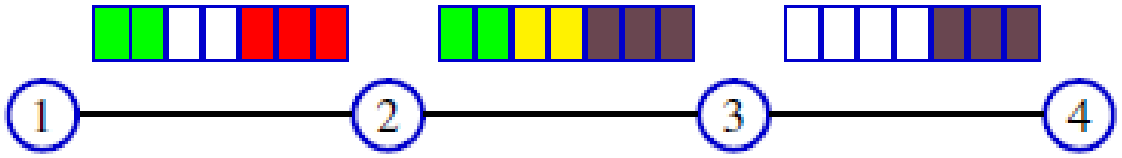


Figure 3.7: Utilisation des slots de fréquence avec gestion du spectre

3.6. Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté l'algorithme de routage et d'allocation du spectre RSA dans les ROE. Notons que, le RSA dans les ROE doit répondre aux contraintes de contiguïté et de continuité du spectre tout en allouant une route à une demande de connexion. Le RSA dans les ROE est NP-difficile. Par conséquent, diverses formulations d'algorithmes heuristiques et de programmation linéaire en nombres entiers (PLNE) sont proposés pour la RSA dans les ROE. Sur la base de la topologie du réseau et de la matrice du trafic, ces algorithmes peuvent être classés en RSA offline, où la topologie du réseau et les demandes de trafic sont connues à l'avance, et RSA online où la topologie du réseau est connue à l'avance mais les demandes de connexions arrivent dans un ordre aléatoire. En effet,

l'allocation des slots de fréquences dans les réseaux flexibles multifibres diffèrent de celle des réseaux à une seule fibre par lien car les liens à plusieurs fibres offrent une plus grande flexibilité dans la commutation des slots de fréquence. Par conséquent, Il serait donc indispensable de développer des algorithmes de routage et d'allocation de spectre efficaces dans les réseaux optiques flexibles multifibres, afin d'utiliser pleinement la flexibilité des liens multifibres tout en satisfaisant aux contraintes introduites par les ROE.

Chapitre 4 : Nouveau paramètre de fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres : Coût d'Allocation (CA)

Sommaire

4.1. Introduction 48

4.2. Problème de fragmentation du spectre dans les ROE multifibres 48

4.3. Paramètres de fragmentation dans un lien 53

4.3.1. Paramètre de fragmentation externe 54

4.3.2. Paramètre basé sur l'entropie de Shannon 55

4.3.3. Paramètre de la probabilité de blocage d'accès 55

4.3.4 Paramètre de fragmentation de consécutivité du lien 56

4.4. Paramètre de fragmentation dans le réseau 58

4.4.1 Paramètre de fragmentation dans le réseau basé sur le PFCL 58

4.4.2 Paramètre de fragmentation basé sur l'utilisation du réseau 59

4.5. Impact de la fragmentation sur les stratégies classiques d'allocation de ressources. 60

4.5.1 Le Routage Fixe (RF) 64

4.5.2 Le Routage Alternatif Fixe (RAF) 64

4.5.3 Le Routage le moins congestionné (encombré) 65

4.5.4 Le Routage Adaptatif (RA) 65

4.6. Approches classiques de gestion de la fragmentation 65

4.6.1. Les approches sans défragmentation 66

4.6.2. Les approches avec défragmentation 72

4.7. Proposition d'un nouveau paramètre de fragmentation : Coût d'Allocation (CA) ... 77

4.8. Modèle mathématique du coût énergétique des composants du ROE multifibres 79

4.9. Conclusion 80

4.1. Introduction

Dans les réseaux optiques élastiques multifibres, le spectre est divisé en unité de slots de fréquence qui ont des granularités plus fines, par rapport à l'espacement des canaux classiques WDM. En général, la granularité d'un slot de fréquence est de 6,25 ou 12,5 GHz. Et pendant le fonctionnement du réseau, les demandes de connexion exigent une tranche de spectre, composée de slots de fréquence contigus c'est-à-dire adjacents les uns aux autres (contrainte de contiguïté) qui doivent être disponibles sur chaque lien le long du chemin optique (contrainte de continuité) avec plusieurs fibres par lien pour le réseau multifibres. La nature dynamique des arrivées et des départs des connexions, ainsi que les contraintes de continuité et de contiguïté, provoquent ce qu'on appelle la fragmentation du spectre, laissant des vides inutilisés le long du spectre. Autrement dit, la fragmentation du spectre est un problème qui survient lorsque les emplacements de slots de fréquences disponibles sont isolés et dispersés de part et d'autre du spectre car n'étant ni contiguës dans le domaine du spectre ni alignés le long du chemin de routage. Comme conséquence, l'occupation du spectre n'est pas organisée et les ressources spectrales disponibles sont de plus en plus fragmentées, ce qui affectent négativement l'efficacité et dégrade les performances du réseau.

Dans ce chapitre, nous faisons une étude approfondie du problème de fragmentation dans les réseaux optiques élastiques. Tout d'abord, nous présentons l'impact de la fragmentation ainsi que différents paramètres utilisés pour mesurer la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres. Nous discutons et analysons par la suite des approches de gestion de la fragmentation en termes de probabilité de blocage dans le réseau. Ensuite, nous proposons un nouveau paramètre de fragmentation (CA) comme critère de choix du meilleur chemin optimal dont la minimisation de ce paramètre permet d'obtenir une réduction significative du taux de probabilité de blocage. Enfin, une modélisation mathématique de la consommation énergétique des composants du réseau ROE multifibres a été proposée.

En effet, le facteur coût énergétique sera considéré, en plus du coût d'allocation, comme un deuxième critère pour le choix du meilleur chemin optique dans les propositions de nos algorithmes de routage et d'allocation de ressources spectrales.

4.2. Problème de fragmentation du spectre dans les ROE multifibres

Le problème de fragmentation existe déjà dans d'autres domaines autres que les réseaux optiques. Il a été abordé dans la gestion des réseaux optiques synchrones (SONET) [7] et les systèmes d'accès multiple par répartition de code (CDMA) dans les réseaux sans fil [77]. La

fragmentation des données a été étudiée et est assimilable à celle de la mémoire de l'ordinateur. Dans les réseaux WDM à grille fixe, la fragmentation du spectre est également un problème mais elle est appelée fragmentation spatiale ou horizontale issue de la conséquence de la contrainte de continuité et de la distribution du routage [31][78]. La compréhension de distribution du routage est la suivante, pour une topologie donnée chaque lien peut avoir des chemins avec longueurs différentes. Dans ce scénario, une demande de connexion peut être refusée si la ressource requise pour cette demande n'est pas disponible simultanément sur tous les liens du chemin même s'il existe des ressources disponibles sur chaque lien séparément [79]. Par conséquent, la fragmentation spatiale ou horizontale qui résulte de la contrainte de continuité dépend des définitions du routage, et plus particulièrement de la topologie du réseau [80]. La fragmentation globale du réseau, en tenant compte des contraintes de contiguïté et de continuité est un paramètre clé pour déterminer la performance des réseaux optiques élastiques qui a été largement étudié dans la littérature [81]-[85]. Dans le contexte du routage et allocation dynamique, la fragmentation de la bande passante, le désajustement du spectre causé par la configuration dynamique et la suppression des demandes de trafic nuisent aux performances du réseau. De nombreux systèmes RSA ont été proposés pour atténuer le problème de la fragmentation de la bande passante [86]-[91]. Les auteurs dans [75] ont proposé une nouvelle approche pour le problème dynamique RSA dans les réseaux optiques élastiques multifibres. Étant donné un réseau et des demandes de connexion stochastiques dynamiques avec des charges de trafic connues d'avance, le problème est d'assigner une route et un slot à chaque demande de sorte que la probabilité de blocage soit minimisée. Chaque lien du réseau contient plusieurs fibres. Une formulation de planification du réseau basée sur les informations de topologie est proposée afin que les chemins candidats pour chaque paire de nœuds source-destination puissent être sélectionnés en fonction de certaines des probabilités prédéterminées. En raison de l'hétérogénéité des largeurs de bande de demande, un schéma de partitionnement est appliqué de sorte que chaque taille de demande utilise une taille de spectre particulière. Dans ce cas, chaque fibre peut être visualisée de la même manière, et la sélection des fibres sur chaque liaison peut également être évitée. Compte tenu de la répartition du spectre, un algorithme SA basé sur les informations relatives à l'état du réseau et les probabilités de sélection du chemin a été proposé. L'algorithme de SA tenant compte de l'état suivant est encore amélioré en considérant le partage des ressources en différentes partitions. Pour chaque demande de connexion qui arrive sur le réseau, un chemin est d'abord choisi en fonction des probabilités précalculées ; ensuite, une allocation de spectre est effectuée pour affecter des slots de fréquence contigus à cette demande. S'il n'y a pas de slots de fréquence disponibles, la demande de

connexion sera bloquée. Les auteurs utilisent dans cette méthode le taux de blocage des demandes de connexion (rapport entre la somme des largeurs de bande des demandes bloquées et la largeur de bande totale de toutes les demandes) pour évaluer la performance du réseau. Dans [92], les auteurs ont développé des algorithmes de défragmentation qui redirigent les connexions. Ainsi, une autre stratégie visant à éliminer la fragmentation de la bande passante sans réacheminer les connexions consiste à partitionner le spectre pour des demandes de bande passante hétérogènes. Dans [67][93], différentes méthodes de partitionnement sont étudiées en utilisant la stratégie d'allocation first-fit. Dans [61], le spectre est partitionné en classant les connexions groupes. Pour éliminer la fragmentation causée par le décalage des largeurs de bande hétérogènes lors de la configuration et de la suppression dynamiques des demandes, [74] utilise une technique de partitionnement dédiée. Dans laquelle, le spectre est divisé en différents segments, chacun étant dédié aux demandes de trafic avec la même largeur de bande. Dans les réseaux optiques élastiques, les demandes de connexions sont allouées dynamiquement tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté du spectre. La contrainte de continuité doit garantir l'utilisation d'une même longueur d'onde ou d'un même slot de spectre de bout-en-bout d'une connexion optique et conduit à une fragmentation dite horizontale. D'un nœud optique à un autre, un chemin optique peut utiliser plus d'un slot de fréquence, mais ces slots de fréquence doivent être contigus. Cette contrainte est appelée contrainte de contiguïté spectrale et elle provoque la fragmentation dite verticale [23]. Dans notre étude, nous ne considérons que ce type de fragmentation car elle est spécifique aux réseaux optiques à grille flexible et ne concerne pas les réseaux optiques traditionnels à grille fixe.

Nous expliquons les contraintes de continuité et de contiguïté du spectre à travers la figure 4.1. Nous considérons une demande de connexion qui nécessite deux slots adjacents pour l'attribution du spectre du nœud source S au nœud de destination D. Si nous essayons d'utiliser la route la plus courte, SED, la demande de connexion échoue car les liaisons de SE et ED ont deux slots adjacents disponibles qui ne sont pas alignés. Ainsi, les contraintes de continuité et de contiguïté ne sont pas respectées. La demande peut être acceptée si le trajet optique utilise la route SETD et les slots de spectre 5 et 6.

Dans le contexte du trafic dynamique des réseaux optiques élastiques multifibres, les demandes de connexion sont établies et libérées de manière continue et aléatoire. L'établissement et la libération des chemins optiques entrainent la fragmentation de la bande passante [29] - [33]. Ce problème de fragmentation se produit lorsque les slots disponibles et isolés ne sont pas alignés le long du chemin ou ne sont pas contigus dans le spectre comme l'illustre la figure 4.2.

Les slots de fréquence disponibles et non alignés se produisent lorsqu'un ou plusieurs slots disponibles de liens disjoints sur la route du trajet optique ne sont pas identiques. Tandis que les slots de fréquences disponibles non-contigus sont créés dans le domaine spectrale lorsque les slots de fréquence disponibles ne sont pas adjacents les uns aux autres. Dans ces conditions, il n'est pas possible d'utiliser les slots qui sont pourtant disponibles mais non alignés et non contigus pour satisfaire les futures demandes de connexions dans le réseau. Et lorsque le nombre de slots de fréquence requis pour demande de connexion n'est pas satisfait, cela provoque un blocage d'appels dans le réseau. En proposant quelques mesures simples pour évaluer la fragmentation et en testant certains algorithmes de routage et d'allocation du spectre, les auteurs en [83] ont conclu que certains critères de fragmentation peuvent diminuer la probabilité de blocage, qui est le rapport entre le nombre de connexions bloquées et le nombre total de demandes de connexions dans le réseau. La probabilité de blocage a été utilisée pour évaluer des algorithmes RSA en tenant compte de la fragmentation, basé sur la distribution du trafic, utilisant les vides du spectre de manière plus efficace et s'adaptant mieux au trafic entrant [90].

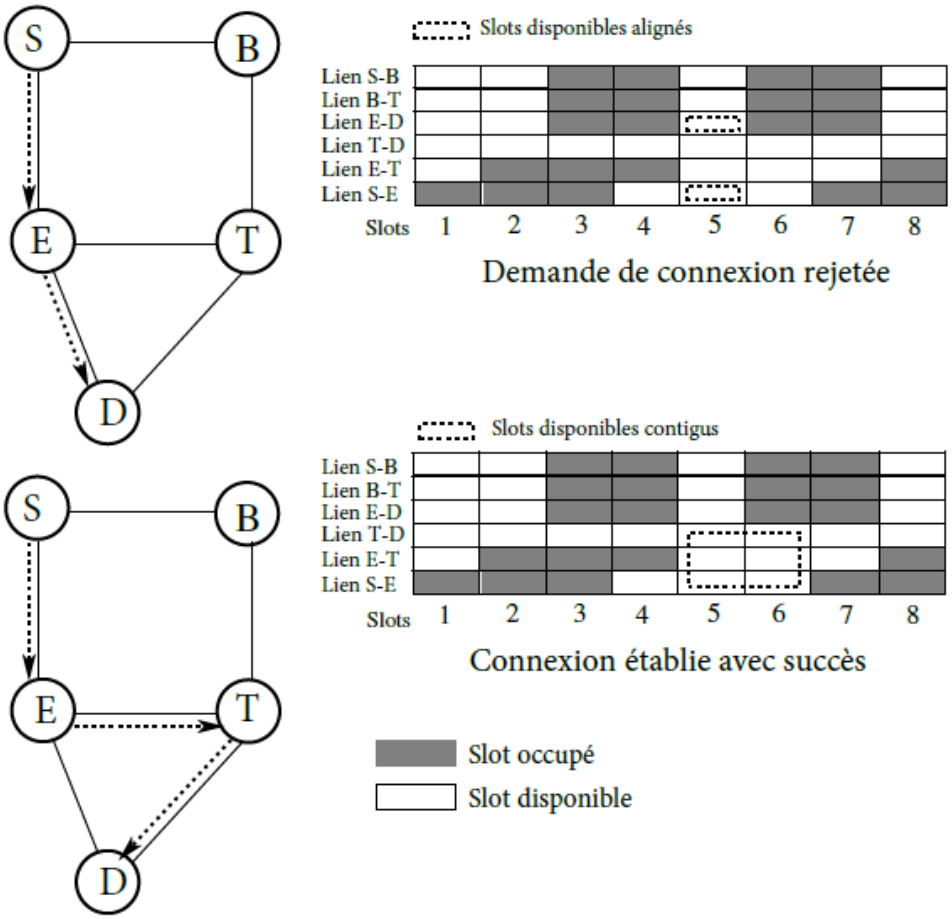


Figure 4.1: Concept des contraintes de continuité et de contiguïté

De plus, [82] a présenté une nouvelle mesure de fragmentation qui est capable de prendre en compte à la fois les slots libres disponibles inutilisés sur le réseau ; il a également proposé des algorithmes performants tenant compte de la probabilité de blocage et de l'utilisation du réseau. Dans [81], il a été montré que de nouveaux systèmes agissant sur les différentes étapes d'un algorithme RSA peuvent réduire plus efficacement la fragmentation du spectre et s'adapter au trafic entrant tout en améliorant les performances du réseau en termes de probabilité de blocage et d'utilisation du spectre.
Dans [85], les auteurs ont proposé une technique permettant d'utiliser plus efficacement les slots de fréquences fragmentés en divisant le trafic en plusieurs chemins ce qui améliore les performances du réseau.

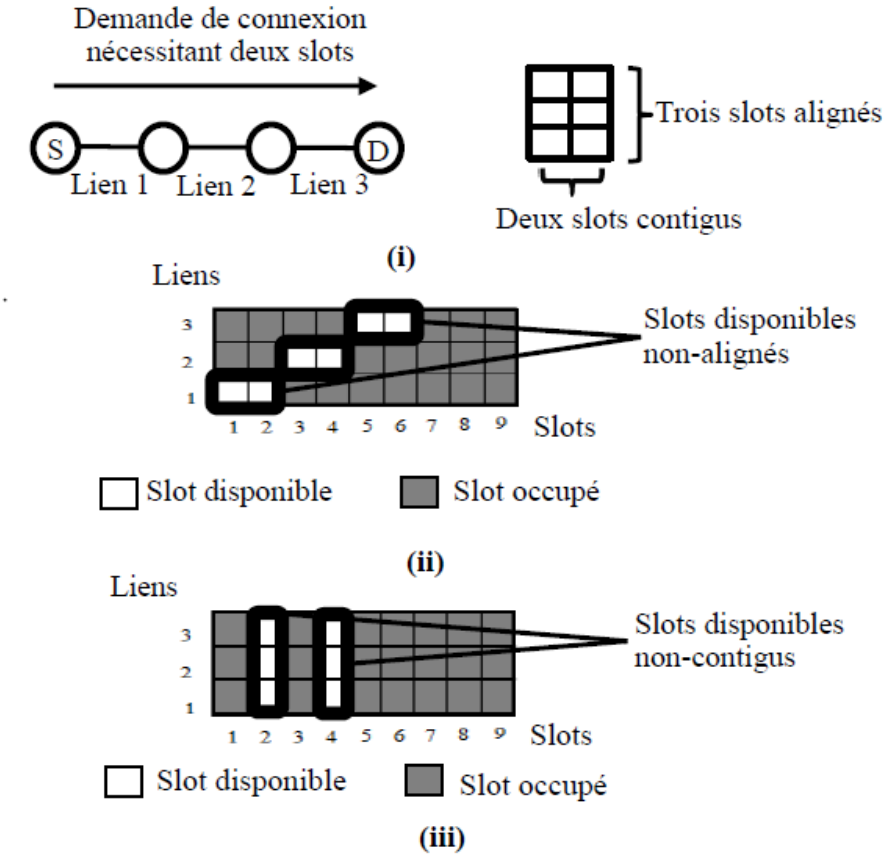


Figure 4.2: (i) Nombre de slots nécessaire pour l'établissement de la connexion, (ii) fragmentation causée par des slots disponibles non-alignés, (iii) fragmentation causée par des slots disponibles non-contigus

Tous ces travaux ont évalué le taux de fragmentation mais ils n'ont pas fourni d'analyse sur la signification de ces mesures. Selon [84], la perte de spectre peut être utilisé pour mesurer la fragmentation du spectre. D'autre part, la perte du spectre peut être mesurée par la probabilité de blocage qui dépend du service, car les services ayant une demande de bande passante plus

élevée sont susceptibles d'être bloquées. Par conséquent, ce paramètre ne peut pas être considéré uniquement pour estimer la fragmentation du spectre. Mais la mesure la plus couramment utilisée pour estimer la fragmentation est le taux de blocage. L'hypothèse est que si le taux de blocage est le plus petit, l'effet de fragmentation est également moindre. Cependant, le taux de blocage n'est pas une mesure complète de la fragmentation car il est également impacté par plusieurs paramètres du système, comme le manque de ressources, la qualité de la transmission et le temps d'attente. Par conséquent, il est nécessaire d'identifier d'autres paramètres essentiels pour mesurer la fragmentation du spectre. Ce qui nous amène à définir significativement dans ce qui suit des paramètres de fragmentation dans un lien dans le contexte multifibres et par la suite dans l'ensemble réseau.

4.3. Paramètres de fragmentation dans un lien

Afin de définir le paramètre de fragmentation, nous supposerons le graphe $\boldsymbol{V(N, E)}$ d'une topologie tel que :

- $\boldsymbol{N = \{n_i \mid 1 \leq i \leq n\}}$ représente l'ensemble des nœuds du réseau
- $\boldsymbol{E = \{e_i \mid 1 \leq i \leq e\}}$ l'ensemble des liens avec $\boldsymbol{l}$ fibres par lien où $\boldsymbol{l} \in \mathbb{N}$; $\boldsymbol{k \geq 1}$
- $\boldsymbol{S}$ est l'ensemble de slots de fréquences disponibles pour chaque lien $\boldsymbol{e_i}$
- $\boldsymbol{t}$ l'ensemble des différents types de service dans le réseau avec $\boldsymbol{T = \{t_i \mid 1 \leq i \leq t\}}$
- $\boldsymbol{C = \{c_i \mid 1 \leq i \leq t\}}$ l'ensemble des demandes de connexions
- $\boldsymbol{P = \{p_i \mid 1 \leq i \leq t\}}$ l'ensemble des probabilités d'arrivée

Lors de l'établissement d'une demande de connexion, une route est établie entre les nœuds source et destination dans la topologie modélisée par le graphe $\boldsymbol{V}$.

A un moment donné sur chaque lien $\boldsymbol{e_i}$ du réseau, il peut avoir $\boldsymbol{k}$ slots de fréquences disponibles avec l'ensemble des bandes passantes noté

$\boldsymbol{W^{e_i} = \left\{w_j^{e_i} \mid 1 \leq j \leq k\right\}}$ où chaque $\boldsymbol{w_j^{e_i}}$ comprend les slots de fréquences contigus.

Soit $\boldsymbol{R = \sum_{j=1}^{k} w_j^{e_i}}$ le nombre total de slots de fréquences contigus ; il est donc aisé de prouver que $\boldsymbol{R \leq S}$.

Les paramètres les plus connues dans la littérature pour estimer la fragmentation d'un lien sont : le paramètre de fragmentation externe (PFE), le paramètre de fragmentation basé

sur l'entropie de Shannon (PES) et le paramètre de probabilité de blocage d'accès. Ces paramètres sont décrits dans [84] dans les sections 4.3.1, 4.3.2 et 4.3.3.

4.3.1. Paramètre de fragmentation externe

La fragmentation de la mémoire des ordinateurs a été bien étudiée dans la littérature. Bien qu'il soit différent du problème de la fragmentation du spectre, les mesures de fragmentation externe sont toujours applicables dans le contexte d'un réseau optique. La métrique la plus courante consiste à faire le rapport du plus grand fragment de mémoire libre contigu par la mémoire libre [77].

Nous définissons $M = \max(w_j^{e_i})$ avec $w_j^{e_i} \in W^{e_i}$. La fragmentation du lien est alors définie comme suit :

$$\boldsymbol{\theta = 1 - \frac{M}{R}} \tag{4.1}$$

Le concept de fragmentation externe est expliqué à travers l'exemple de la figure 4.3 :

e_1 : $\max(w_2^{e_1}, w_5^{e_1}) = 5$, $\theta = 0.285$

e_2 : $\max(w_4^{e_2}, w_3^{e_2}) = 4$, $\theta = 0.428$

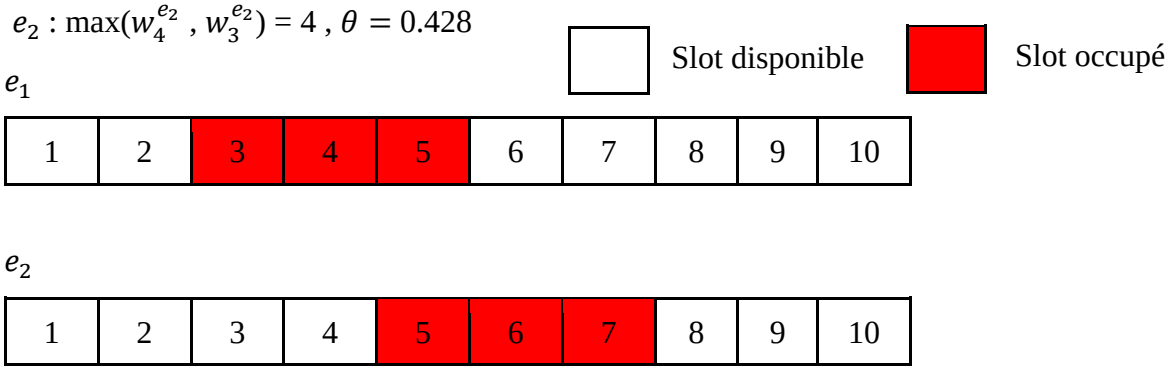


Figure 4.3: Illustration du PFE

La principale limite du paramètre PFE est qu'il ne se soucie pas des demandes de connexions qui nécessitent de petits fragments [83]; de plus, la valeur de retour PFE n'est pas toujours significative car il n'est pas en mesure de déterminer si les ressources spectrales sont complètement fragmentées ou non. Ce paramètre est d'une faible complexité.

4.3.2. Paramètre basé sur l'entropie de Shannon

En théorie de l'information, la quantité d'information contenue dans un message peut être mesurée par l'entropie de Shannon [81]. Basé sur ce concept, le PES se révèle comme un paramètre quantitatif pour mesurer la fragmentation du spectre [94].

Par conséquent, le concept d'entropie a été utilisé pour définir une mesure quantitative permettant de mesurer la fragmentation du spectre au niveau du lien e_i. Ce paramètre se définit par :

$$\tau = \sum_{j=1}^{k} \left[\frac{w_j^{e_i}}{S} \ln\left(\frac{S}{w_j^{e_i}} \right) \right] \quad (4.2)$$

Le calcul du paramètre de l'entropie de Shannon est expliqué à travers l'illustration de la figure 4.4 :

$e_3 : S = 10, \ \tau = 0.668$

$e_4 : S = 10, \ \tau = 0.727$

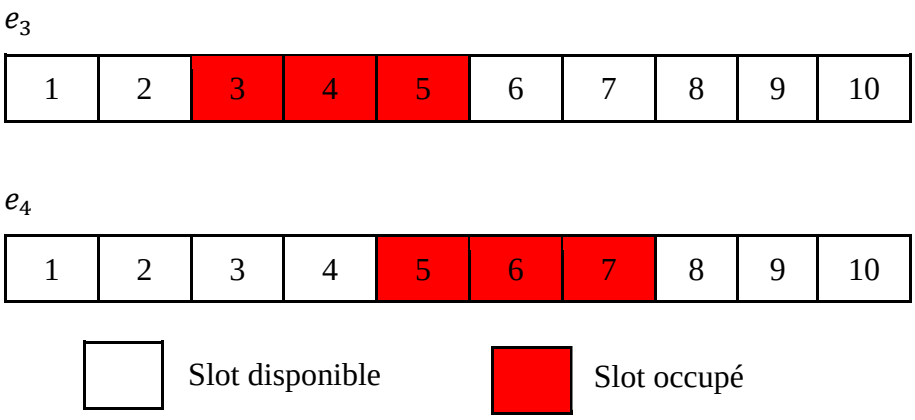


Figure 4.4: Illustration du PES

Tout comme PFE, PES n'est pas en mesure de déterminer si le spectre est complètement fragmenté ou non, ni de faire la différence sur l'état des granularités des slots fragmentés. Elle évalue donc de manière relative la fragmentation. Quant à ce paramètre, il est d'une complexité moyenne.

4.3.3. Paramètre de la probabilité de blocage d'accès

Le PBA permet d'estimer la fragmentation dans un lien de façon plus précise que les deux paramètres précédents. Il calcule le rapport entre la somme des cardinalités de l'ensemble des granularités qui peuvent être utilisées dans chaque bloc de slots f_i et la cardinalité de l'ensemble

des granularités qui peuvent être utilisées si tous les slots libres sont contigus [95]. Il permet d'estimer la fragmentation en considérant que le blocage ne dépend que de la largeur de bandes nécessaires utilisée par les transpondeurs. Ce paramètre est défini comme suit :

$$\sigma = \frac{\sum_{i=1}^{t}\sum_{j=1}^{t} DIV(w_j^{e^x}, c_i)}{\sum_{i=1}^{t} DIV(R, c_i)} \quad (4.3)$$

Où *Div (a, b)* représente la division entière de *a* par *b*. Il s'agit des services qui requièrent des bandes passantes hétérogènes tout en essayant d'éviter des scénarios qui peuvent entrainer le blocage de ces services. Cependant, ce paramètre exige un coût de calcul plus élevé que les autres paramètres suscités. Le PBA peut être illustré comme suit :

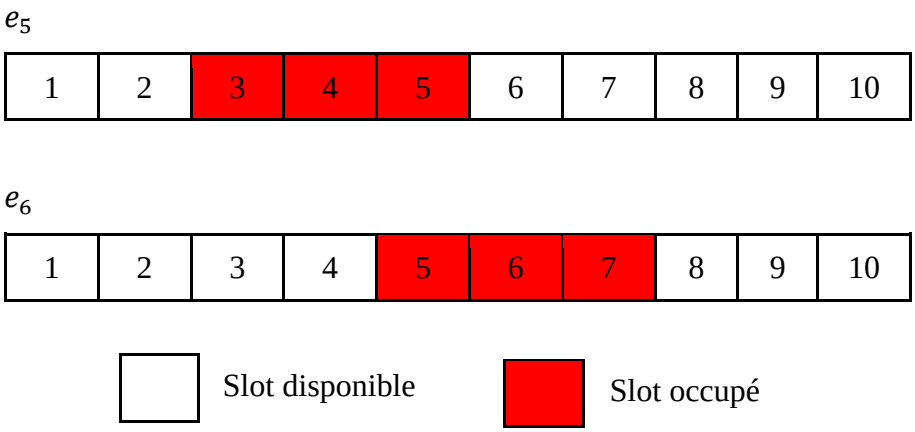


Figure 4.5: Illustration du PBA

À partir de ces mesures, nous pouvons présenter le paramètre de fragmentation consécutif du lien (PFCL) qui prend en compte les blocs de spectre disponibles consécutifs et le nombre total de slots de fréquence contigus disponibles dans un lien avec une faible complexité sensiblement égale à celle du PFE.

4.3.4 Paramètre de fragmentation de consécutivité du lien

La consécutivité est définie comme le nombre de bordures entre les slots de fréquences contigus disponibles dans une tranche de spectre. Dans le cas idéal où toutes les ressources du spectre sont libres dans un lien, la consécutivité peut être calculée comme $\boldsymbol{S-1}$, sans fragmentation. Par conséquent, le PFCL dénommé *f* peut être calculé comme suit :

$$\boldsymbol{f = 1 - \frac{\sum_{j=1}^{k}(w_j - 1)}{(\sum_{j=1}^{k} w_j) - 1}} \quad (4.4)$$

Afin d'évaluer cette formulation, nous supposons plusieurs scénarios d'occupations du lien avec $\boldsymbol{S = 16}$ slots de fréquence comme l'indique la figure 4.6. Les résultats des valeurs de fragmentation des paramètres PFE, PES, PBA et PFCL sont fournis dans le tableau 3.

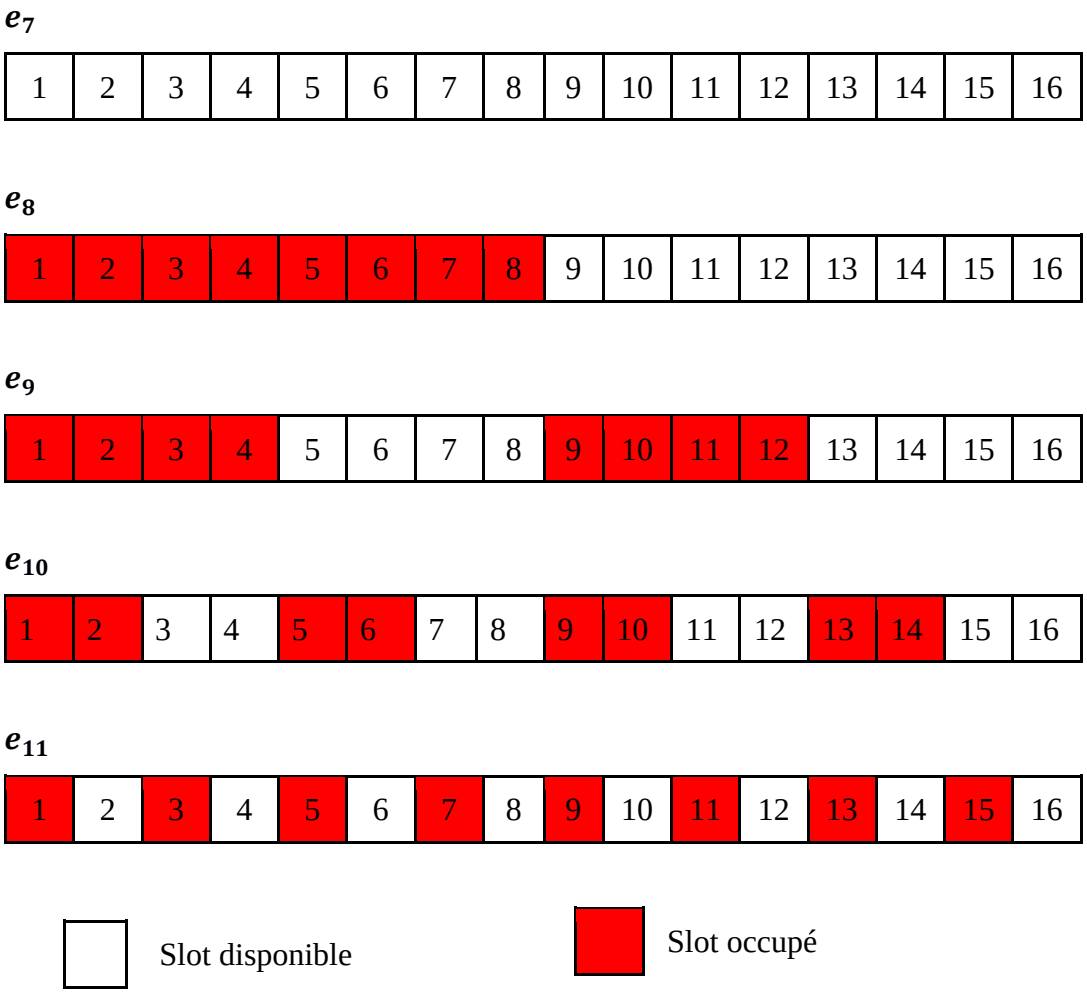


Figure 4.6: Illustration du PFCL

Tableau 2: Les paramètres de fragmentation

Scénario	PFE	PES	PBA	PFCL
$\boldsymbol{e_7}$	0.000	0.000	0.000	0.000
$\boldsymbol{e_8}$	0.000	0.346	0.000	0.000
$\boldsymbol{e_9}$	0.500	0.693	0.000	0.142
$\boldsymbol{e_{10}}$	0.750	1.039	0.000	0.428
$\boldsymbol{e_{11}}$	0.875	1.386	0.333	1.000

Plusieurs scénarios ont été considérés en fonction des liens e_7, e_8, e_9, e_{10} et e_{11} présentés à la figure 4.6. Pour les liens e_7 et e_8 presque tous les paramètres ne présentent aucune fragmentation à l'exception du PES qui retourne 0.346 comme valeur pour le lien e_8. Le scénario suivant le lien e_9 peut être considéré comme une fragmentation moyenne pour le PFE et le PES mais comme une fragmentation nulle pour le PBA et une fragmentation faible pour le PFCL. Le scénario suivant le lien e_{10} est considéré comme un exemple de fragmentation élevée pour la PFE et la PES et comme un environnement de fragmentation moyenne pour la PFCL. Cependant, il peut toujours être considéré comme une fragmentation nulle pour le PBA. Pour le scénario e_{11}, les paramètres PFE et PES présentent un niveau de fragmentation très élevé tandis que le paramètre PFCL atteint la valeur maximale de 1.000 et le paramètre PBA a un niveau de fragmentation relativement faible pour ce scénario.

Tous ces paramètres sont relatifs au concept de fragmentation avec des différences notables mais ils peuvent être utilisés dans les réseaux optiques élastiques en général et multifibres en particuliers [74][82]. Nous résumons que les métriques sus-citées sont considérées pour estimer la fragmentation de chaque lien. Cependant, il est difficile d'estimer la fragmentation globale d'un réseau en raison des contraintes de continuité et de contiguïté du spectre. Dans la sous-section suivante, nous définissons comment la fragmentation d'un réseau peut être évaluée.

4.4. Paramètre de fragmentation dans le réseau

Dans [80], une mesure moyenne de la fragmentation du réseau pondérée dans le temps basé sur la PFCL a été proposée dans un premier temps. Cette mesure est facile à mettre en œuvre avec un faible coût de calcul. Par la suite, une mesure moyenne de la fragmentation du réseau pondérée dans le temps basé sur l'utilisation du réseau a été également proposée.

4.4.1 Paramètre de fragmentation dans le réseau basé sur le PFCL

Le PFCL instantané peut être adapté pour évaluer la mesure de fragmentation instantanée du réseau en considérant les états de tous les liens du réseau mais sans tenir compte de l'influence la contrainte de continuité. Cette mesure est définie comme suit :

$$\boldsymbol{f_{net} = 1 - \frac{\sum_{i=1}^{e}\sum_{j=1}^{k}(w_j^{e_i} - 1)}{\left(\sum_{i=1}^{e}\sum_{j=1}^{k} w_j^{e_i}\right) - e}} \qquad (4.5)$$

Notons que si les scénarios e_7 et e_{11} de la figure 4.6 représentaient des liens distincts, il est possible d'atteindre un $\boldsymbol{f_{net}}$ = 0,723 qui pourrait amener à considérer ce réseau comme très fragmenté. Cependant en fonction des routes, ce réseau pourrait encore fournir du trafic.

Les deux paramètres de fragmentation instantanée définies en (4.4) et (4.5) concernant le lien ou le réseau peuvent être utilisés pour obtenir une mesure de fragmentation moyenne, en prenant en compte une fonction pondérée dans le temps. Cela étant, nous supposons que la mesure de fragmentation du lien ou du réseau ne change que lorsqu'une connexion est établie avec succès ou même libérée et les connexions bloquées n'auront pas d'incidence sur l'état de fragmentation.

Soit $\boldsymbol{\delta_{int}^{i}}$ l'intervalle de temps entre le $\boldsymbol{i^{ième}}$ et le $\boldsymbol{(i-1)^{ième}}$ établissement ou retrait de connexions. Au cours de cette durée $\boldsymbol{\delta_{int}^{i}}$, l'état de fragmentation ne change pas, il en est de même des valeurs de chaque paramètre. Etant donné que l'indice de fragmentation instantanée du réseau est $\boldsymbol{f_{net}^{i}}$ et qu'il y a $\boldsymbol{a}$ événements d'établissement et de libération de connexions pendant un temps d'observation $\boldsymbol{\delta_{sim}}$, la mesure moyenne de fragmentation du réseau pondéré par le temps peut être donnée par la formule (4.6) :

$$\overline{\boldsymbol{f_{net}}} = \frac{\sum_{i=1}^{a} \boldsymbol{f_{net}^{i}} \cdot \boldsymbol{\delta_{int}^{i}}}{\boldsymbol{\delta_{sim}}} \qquad (4.6)$$

4.4.2 Paramètre de fragmentation basé sur l'utilisation du réseau

En ce qui concerne ce paramètre, on suppose que pour une quantité de demandes de connexions générées de type $\boldsymbol{t_i}$ pendant un temps de simulation $\boldsymbol{\delta_{sim}}$, $\boldsymbol{g_i}$ le nombre total de connexions est $\boldsymbol{G}$ définit comme suit.

$$\boldsymbol{G} = \sum_{i=1}^{t} \boldsymbol{g_i} \qquad (4.7)$$

.

Donc si nous utilisons une fonction de charge normalisée telle que décrite en [125] tout en sachant que le taux d'utilisation des ressources est un facteur important, l'utilisation du réseau est théoriquement égale à 1 si toutes les connexions établies occupent toutes les ressources sur tous les liens pendant une durée estimée à $\boldsymbol{\delta_{sim}}$.

Par conséquent dans une topologie d'un réseau optique élastique avec $\boldsymbol{e}$ liens à plusieurs fibres avec $\boldsymbol{S}$ slots de fréquence contigus, l'utilisation moyenne du réseau est définie comme suit :

$$\boldsymbol{U} = \frac{\sum_{i=1}^{t} \sum_{g=1}^{g_i} \sum_{l=1}^{c_i} \boldsymbol{\delta}_{\beta}^{c_i}}{\boldsymbol{S}.\boldsymbol{e}.\boldsymbol{\delta}_{sim}} \tag{4.8}$$

où $\boldsymbol{\delta}_{\beta}^{c_i}(\boldsymbol{g}, \boldsymbol{l})$ est le temps qu'utilise une connexion $\boldsymbol{g}$ générée avec un slot de fréquence d'une bande passante $\boldsymbol{c_i}$ sur le lien $\boldsymbol{l}$.

L'utilisation théorique du réseau dénommé ici $\boldsymbol{U^t}$ est égale à la charge appliquée lorsqu'elle est normalisée [96]. Notons que dans un réseau opérationnel, l'utilisation du réseau n'atteint pas la valeur théorique pour des charges très élevées. Cela s'explique par le fait qu'en raison du manque de ressources spectrales continues et contiguës qui provoquent la fragmentation spatiale ou horizontale et la fragmentation spectrale ou verticale respectivement, on dénote une dégradation de la performance du réseau et une gestion non optimale du spectre. Par conséquent, il est possible d'obtenir une mesure de la fragmentation par l'utilisation normalisée du réseau donnée en (4.9) selon l'expression suivante :

$$\boldsymbol{f_{util}} = \frac{\boldsymbol{U^t} - \boldsymbol{U}}{\boldsymbol{U^t}} \tag{4.9}$$

Notons que $\boldsymbol{f_{util}}$ prend en compte le manque éventuel de ressources dans les liens les plus chargés, ainsi que la fragmentation spatiale et spectrale. Nous allons dans ce qui suit montrer l'impact de la fragmentation sur les stratégies classiques d'allocation de ressources spectrales.

4.5. Impact de la fragmentation sur les stratégies classiques d'allocation de ressources

Dans cette section à partir des travaux de [84], nous discuterons des stratégies classiques d'allocation de spectre puis par la suite nous évaluerons l'effet de la fragmentation en utilisant la métrique basée sur le rapport slots de fréquences disponibles contigus-alignés en raison de sa simplicité. Nous supposons que les demandes de connexion arrivent dans le réseau de manière séquentielle et que si elles partagent un même lien, elles sont établies les unes après les autres. Cependant, si elles ne partagent aucun lien, elles peuvent être établies de manière parallèle. La première stratégie d'allocation que nous abordons est dénommée

first fit. Dans cette stratégie, un index est attribué à tous les slots du spectre et une liste des indexes des slots disponibles et utilisés est constamment actualisée. De telle sorte que pour chaque allocation, c'est le slot disponible avec le plus petit index qui est sélectionné et utilisé pour approvisionner le chemin optique. Quand le chemin optique est libéré, les slots utilisés sont ajoutés à la liste des slots disponibles [67]. En allouant les ressources spectrales de cette manière, cela permet aux chemins optiques d'être regroupés dans de petits slots afin d'augmenter le taux de slots contigus-alignés dans le réseau. Cette stratégie ne nécessite aucune information du réseau et elle est adaptée à l'allocation du spectre car elle fournit un taux élevé en termes de rapport slots contigus-alignés avec une faible complexité de calcul [97]. Une autre stratégie d'allocation est dénommée *random fit*. Cette stratégie maintient à jour une liste de slots disponibles. Lorsqu'une demande de connexion arrive sur le réseau, la technique est de choisir de manière aléatoire un slot disponible pour l'allouer à la demande de connexion. Une fois que le chemin optique est libéré, le slot qui vient d'être libéré est ajouté à la liste des slots disponibles. De cette manière, l'opérateur réseau essaie de réduire l'utilisation de certains slots spécifiques. Dans ce cas, les slots alloués sont uniformément répartis sur l'ensemble du spectre. Quant à la stratégie d'allocation dénommée *last fit*, elle sélectionne de manière invariable le slot disponible avec le plus grand index pour l'allocation du chemin optique. Cette technique ajoute le slot libéré à la liste des slots disponibles lorsque le chemin optique est libéré. Cette stratégie d'allocation a la même complexité de calcul que le *first fit*. Cependant, elle ne convient pas aux systèmes de transmission qui ne prennent pas en compte la compensation de dispersion dans le traitement numérique du signal [98]. Notons que l'effet de dispersion globale utilisée dans la stratégie *last fit* sera plus considérable que dans la stratégie *first fit* si nous ne prenons pas en compte la compensation de dispersion. L'effet de dispersion augmente en fonction des plages des fréquences. Ainsi pour pallier l'insuffisance de cette stratégie d'allocation, des travaux dans [93] suggèrent que les slots de fréquence à plus petit index doivent être attribués aux chemins optiques à longue distance et les slots de fréquence à index plus grand doivent être attribués aux plus courts chemins optiques. Par conséquent, une technique de modulation moins robuste est utilisée pour maintenir le seuil de la qualité de transmission pour les chemins optiques à longue distance en utilisant peu de slots de fréquence pour l'allocation de la connexion. Une autre technique d'allocation qui est la combinaison des deux techniques *first fit* et *last fit* est dénommée *first-last fit* [61]. Dans cette technique, les demandes de connexion dans le réseau sont divisées en deux groupes. Un groupe de demandes de connexion utilisent comme stratégie d'allocation *first fit* et l'autre groupe utilise le l*ast fit*. Il est donc primordial de se

pencher sur la manière dont les groupes sont formés. Dans [99], les demandes de connexion sont regroupées en fonction des chemins disjoints et non-disjoints. De telle sorte que les demandes de connexion avec des chemins disjoints utilisent la stratégie d'allocation *first fit* et le deuxième groupe c'est à dire les demandes de connexion avec des chemins non-disjoints utilisent la stratégie d'allocation *last fit*. Le but de cette stratégie est d'éviter la fragmentation du réseau. Par conséquent, la performance de cette stratégie dépend de la manière dont les différents groupes sont formés. Selon [61], si les groupes ne sont pas correctement formés, les performances du réseau optique subissent une dégradation. *Least used* est une autre stratégie d'allocation de spectre [98][100]; dans cette stratégie les slots de fréquence qui ont été utilisés par le plus petit nombre de fibres des liens sur le réseau sont choisis pour satisfaire les demandes de connexion. Dans le cas où plusieurs slots sont candidats, la stratégie d'allocation *first fit* est utilisée pour sélectionner le meilleur slot candidat. Ainsi, la sélection des slots de cette manière permet de repartir de manière uniforme la charge du trafic sur l'ensemble du spectre. L'avant dernière stratégie d'allocation que nous présentons est dénommée *most used*. Cette stratégie est similaire à *least used* à une différence près c'est à dire au lieu de choisir les slots de fréquence disponibles qui ont été utilisés par le plus petit nombre de fibres des liens sur le réseau, cette stratégie sélectionne les slots disponibles utilisés par le plus grand nombre de fibres sur le réseau. Cette technique de sélection des slots disponibles améliore la réutilisation du spectre sur le réseau. La dernière stratégie d'allocation que nous analysons est dénommée *exact fit*. Dans cette stratégie, si une demande de connexion arrive sur le réseau et nécessite un nombre $\boldsymbol{\alpha}$ de slots de fréquence contigus pour l'établissement de la connexion alors exactement $\boldsymbol{\alpha}$ slots contigus sont alloués au début du spectre [99]. Si ce n'est pas le cas alors la stratégie *first fit* est choisie pour l'allocation du spectre. La méthode d'allocation basée sur exact fit minimise l'effet de fragmentation et augmente le taux de slots contigus et alignés disponibles dans le réseau.

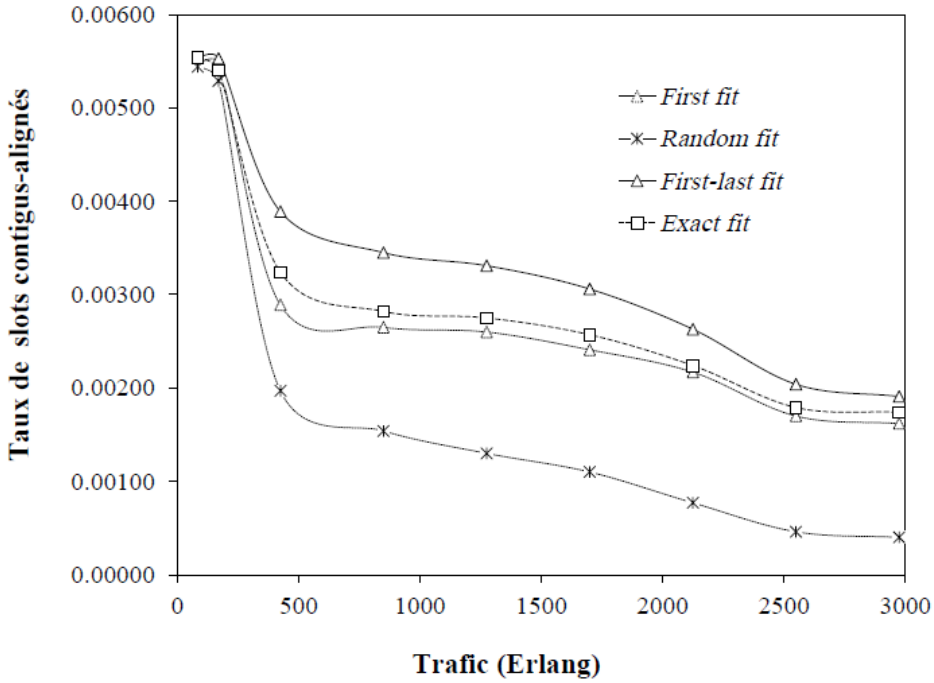


Figure 4.7: Comparaison des principales stratégies d'allocation de spectre en termes de pourcentage de slots contigus-alignés dans la topologie NSFNET

Nous estimons la relation entre la charge du trafic et le taux moyen d'utilisation des ressources spectrales dans la topologie NSFNET comme réseau. Chaque lien entre deux nœuds est considéré comme bidirectionnel et le nombre total de slots par canal et l'espacement des canaux sont respectivement 400 et 12.5 GHz. Quant aux demandes de connexion, elles sont générées aléatoirement suivant une distribution de Poisson avec un taux d'arrivé $\boldsymbol{\lambda}$ et un temps de maintien des demandes de connexion suivant une distribution exponentielle avec un taux moyen *h*. Pour chaque demande de connexion les nœuds source et destination sont générées de manière aléatoire, tandis que le nombre de slots de fréquences disponibles et nécessaires *c* est uniformément distribué tel que $\mathbf{1} \leq \boldsymbol{c} \leq \mathbf{16}$.

A travers la figure 4.6, [101] fait une comparaison de la performance de ces différentes stratégies d'allocation de spectre en termes de pourcentage de slots contigus et alignés sous une charge de trafic variée. Dans la littérature, plusieurs études ont été menées pour analyser l'impact de la fragmentation dans le réseau à travers différentes stratégies d'allocation du spectre[61][99]. Il a été démontré dans [98] que les stratégies *least used* et *most used* ont une complexité de computationnelle élevée. Tandis que les stratégies d'allocation *last fit* et *first fit* en termes de nombre de slots disponibles contigus et alignés. Nous obtenons les résultats numériques issus de la simulation de la topologie NSFNET. Nous observons qu'à faible charge du trafic sensiblement inférieur à 250 Erlangs, le pourcentage de slots disponibles contigus et alignés est similaire à toutes les stratégies d'allocation du spectre présentées. Les

résultats de la simulation indiquent que les stratégies *first fit* et *random fit* donnent respectivement des taux de slots contigus et aligné le plus élevé et le plus bas parmi toutes les stratégies d'allocation du spectre à forte charge du trafic dans le réseau. Autrement dit, la stratégie d'allocation *first fit* a le plus faible impact de fragmentation parmi toutes les stratégies d'allocation du spectre. Il est à noter que pour toutes les stratégies d'allocation, plus la charge du réseau augmente et plus le taux de slots disponibles contigus-alignés décroit, ce qui provoque la congestion du réseau.

Toutes les stratégies d'allocation du spectre étudiées ici peuvent utiliser n'importe quel type de routage afin de trouver des chemins de la source à la destination [66][98][102]. Cependant, la performance d'une stratégie d'allocation dépend implicitement du choix du type de routage. Il est essentiel de mentionner que pour toutes demandes de connexion de la source à la destination dans le réseau, la sélection des chemins optiques peut être effectuée soit avant ou soit après l'attribution des ressources spectrales. Nous définissons ci-après les différents types de routage comme suit [98][102][103]:

4.5.1 Routage Fixe (RF)

Pour chaque pair de nœud source-destination, il précalcule un seul chemin fixe en utilisant l'algorithme des plus courts chemins. Le routage fixe tente d'établir un chemin optique tout le long de l'itinéraire fixe précalculé en vérifiant si les slots requis pour la demande de connexion sont disponibles. Dans le cas contraire, la demande de connexion est bloquée.

4.5.2 Routage Alternatif Fixe (RAF)

Dans ce routage une liste ordonnée d'un nombre déterminé de chemins est maintenue pour chaque pair de nœuds source-destination dans le réseau. Ces chemins sont déterminés hors ligne. Lorsqu'une demande de connexion arrive dans le réseau, le nœud source essaie d'établir un itinéraire de manière séquentielle à travers chacun des chemins établis dans la liste ordonnée jusqu'à ce qu'un chemin avec des slots requis disponibles pour la connexion soit trouvé. Si aucun chemin avec des slots disponibles requis n'est trouvé dans la liste des chemins alternatifs alors la demande de connexion est bloquée. Notons que la complexité de calcul de cet algorithme est supérieure à celle du routage fixe. Cependant en termes de blocage des connexions, le RAF est inférieur à l'algorithme de RF. L'algorithme RAF ne permet pas d'atteindre les performances optimales en termes de blocages d'appels.

4.5.3 Routage le moins congestionné (encombré)

Il est similaire au routage alternatif fixe car il précalcule une séquence de chemins pour chaque pair de nœuds source- destination et choisit en fonction du temps d'arrivée de la demande de connexion le chemin le moins encombré parmi les itinéraires précalculés.

4.5.4 Routage Adaptatif (RA)

Le chemin entre la source et la destination est sélectionné de manière dynamique sur la base des informations du réseau. On considère dans ce cas qu'une demande de connexion, nécessitant un chemin optique c'est-à-dire un chemin physique et des ressources spectrales, est bloquée lorsqu'un chemin entre avec des slots disponibles n'est pas trouvé entre la source et la destination. Puisque ce routage considère tous les chemins possibles entre une paire de nœud source-destination, le RA offre les meilleures performances en termes de blocage d'appels. Compte tenu de ses performances, nous avons choisi le routage adaptatif comme politique d'acheminement dans notre étude. Cependant, le RA a une complexité algorithmique plus élevé que les autres algorithmes de routage.

4.6. Approches classiques de gestion de la fragmentation

Des approches de gestion de la fragmentation sont utilisées pour gérer la fragmentation du spectre et augmenter ainsi la fluidité du trafic dans les réseaux optiques élastiques. Plusieurs méthodes ont été proposées pour résoudre le problème de la fragmentation du spectre. La méthode la plus simple est un algorithme de routage et d'affectation de spectre (RSA) tenant compte de la fragmentation qui spécifie comment les demandes de trafic sont routées afin de minimiser la fragmentation [87]. Des approches visant à diviser la demande bloquée en sous-demandes afin d'utiliser des granularités plus fines ont également été proposées [104]. Une autre méthode intuitive consiste à défragmenter le spectre de telle sorte que les blocs libres soient contigus [105]. Pour en venir finalement à nos approches de gestion de la fragmentation dans les ROE multifibres, nous pouvons les classer en deux grandes approches de gestion de la fragmentation qui sont mutuellement exclusives à savoir :

Les approches sans défragmentation dans lesquelles il est nécessaire de prendre des précautions pour éviter la fragmentation avant l'établissement de la connexion. Par conséquent les connexions déjà établies ne sont pas prises en compte et les approches avec défragmentation dans lesquelles des mesures sont prises pour les connexions en service pour supprimer l'effet de fragmentation.

Notons que de ces deux approches se dégagent des sous approches.

4.6.1. Approches sans défragmentation

Dans les approches sans fragmentation, le spectre est géré à l'avance pour éviter l'effet de fragmentation. Cependant, ces approches sont moins performantes en termes de fluidité du volume de trafic que les approches de défragmentation [38][106]-[111]. Les approches sans défragmentation sont intéressantes car elles offrent des dépenses d'investissement (CAPEX) et des dépenses de fonctionnement (OPEX) moins élevées. Toutefois, ces approches sont moins performantes en termes d'admissibilité de volume de trafic que les approches avec défragmentation. Nous pouvons citer les approches comme suit :

4.6.1.1 Approches par partitionnement

Dans les réseaux optiques flexibles, deux types d'approches par partitionnement sont généralement pris en compte, à savoir le pseudo partitionnement et le partitionnement dédié. Pour réactiver les demandes de connexion bloquées, en utilisant le pseudo-partitionnement, [99] les divise en deux groupes et les alloue à des extrémités différentes du spectre, les demandes de connexion à faible bande passante sont allouées à l'extrémité supérieure du spectre et les demandes de connexion à forte bande passante à l'extrémité inférieure du spectre.

Dans [67], les critères de formation des différents groupes de chemins optiques dépendent de certains paramètres. Par conséquent, les groupes de chemins optiques peuvent être estimés en fonction des demandes à bande passante élevée ou des demandes à faible bande passante. Ces différents groupes de chemins optiques peuvent également être créés sur la base de chemins disjoints et non-disjoints des demandes de connexion.

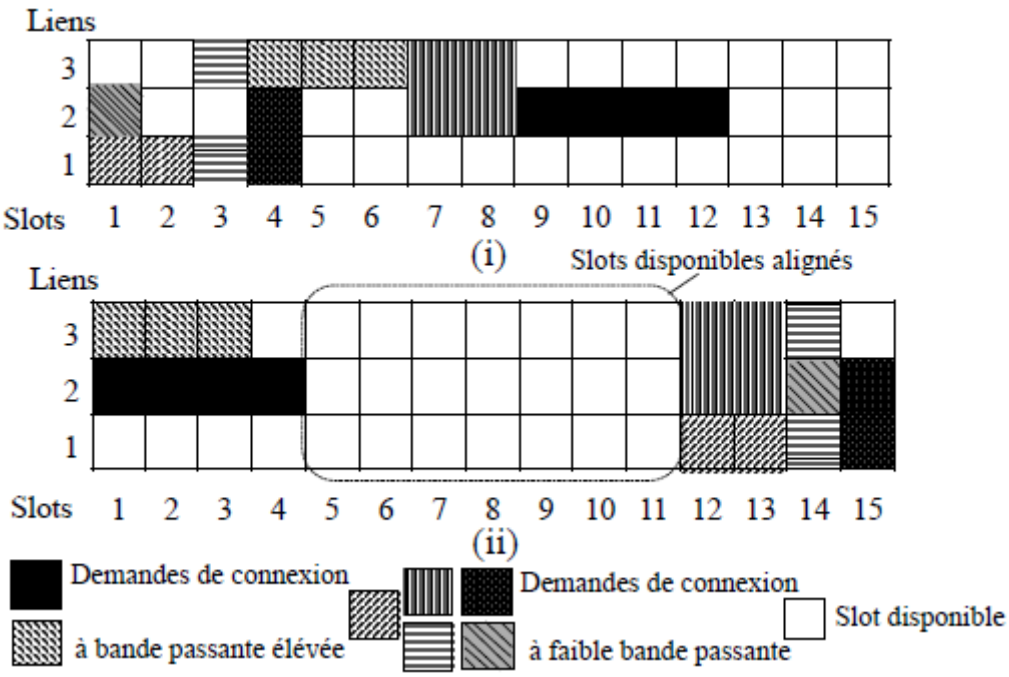


Figure 4.8: Attribution des demandes de routes optiques (i) sans pseudo partitionnement (ii) avec pseudo partitionnement

Dans ce cas, les demandes de connexion optiques qui exigent une grande largeur de bande sont attribuées à l'extrémité inférieure du spectre. D'autre part, les demandes de connexion optiques qui demandent une faible largeur de bande sont attribuées à l'extrémité supérieure du spectre.

Dans les approches de partitionnement dédiées, le spectre entier est divisé en un certain nombre de partitions basés sur certains critères et chaque partition est dédiée à un groupe de chemins optiques [61][67]. Par conséquent, le chemin physique et les ressources nécessaires pour une demande de connexion sont attribués à chaque groupe de chemins. Dans ce cas, le nombre de partitions nécessaires peut être déterminé en utilisant le problème de coloration de graphe étudié en [103]. Cette approche s'appuie sur un graphe auxiliaire dans lequel les différents groupes de chemins optiques sont considérés comme des nœuds et si deux groupes de chemins optiques ont au moins un lien en commun alors ils sont reliés par une arête ou un arc. Un groupe de chemins optiques est formé par un ensemble de chemins dont les itinéraires sont exactement les mêmes. Le problème de coloration du graphe affecte une couleur à chaque sommet tout en satisfaisant la contrainte que la même couleur ne soit pas affectée aux sommets adjacents. L'objectif de cette méthode est de minimiser le nombre de couleurs où chaque couleur correspond à chaque partition. Par conséquent, minimiser le nombre de couleurs reviens à minimiser le nombre de partitions de l'ensemble du spectre. Le nombre de partition et les groupes de chemin optique sont créés à l'avance ainsi lorsqu'une demande de connexion arrive,

le réseau vérifie à quelle catégorie correspond la demande de connexion et l'affecte à la partition appropriée. Cette approche garantit que le nombre de partitions doit être supérieur à deux cela étant un partitionnement approprié permet d'éviter le gaspillage de ressources spectrales. La figure 4.8 est une illustration de cette approche.

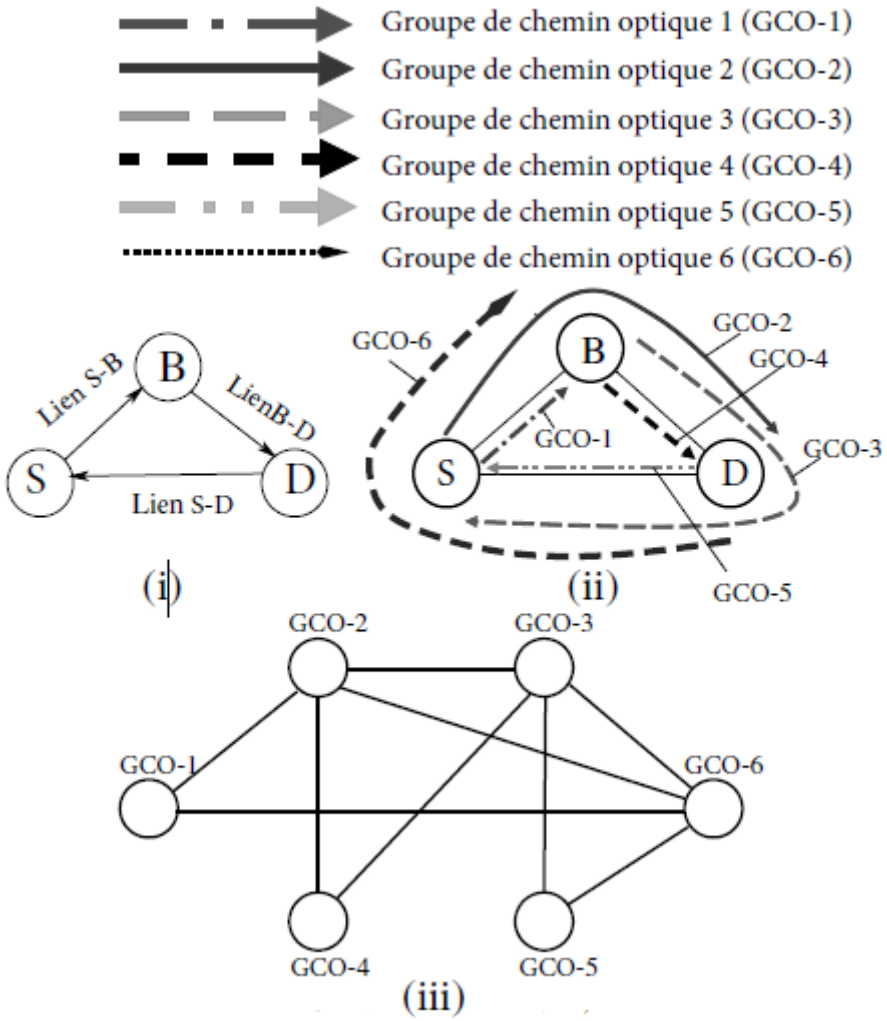


Figure 4.9: Architecture physique du réseau(i) itinéraires des groupes de chemins optiques donnés par le réseau(ii) Graphe auxiliaire des groupes de chemins optiques(iii)

L'allocation du spectre des chemins optiques basée sur l'approche de partitionnement dédiée est représentée à travers la figure 4.9. Considérons un réseau à trois nœuds qui est représenté sur la figure 4.9(i). Nous supposons que toutes les demandes de chemins optiques sont classées en six groupes (GCO-1 à GCO-6) ; les itinéraires des groupes de chemins optiques sont donnés à l'avance comme le montre la figure 4.9(ii). La figure 4.9(iii) indique le graphe auxiliaire qui est formé en utilisant les groupes de chemins optiques, dans lequel chaque sommet est représenté comme un groupe de connexion. Si deux groupes de chemins optiques partagent un ou plusieurs liens communs, une arête est établie entre les deux sommets du graphe auxiliaire.

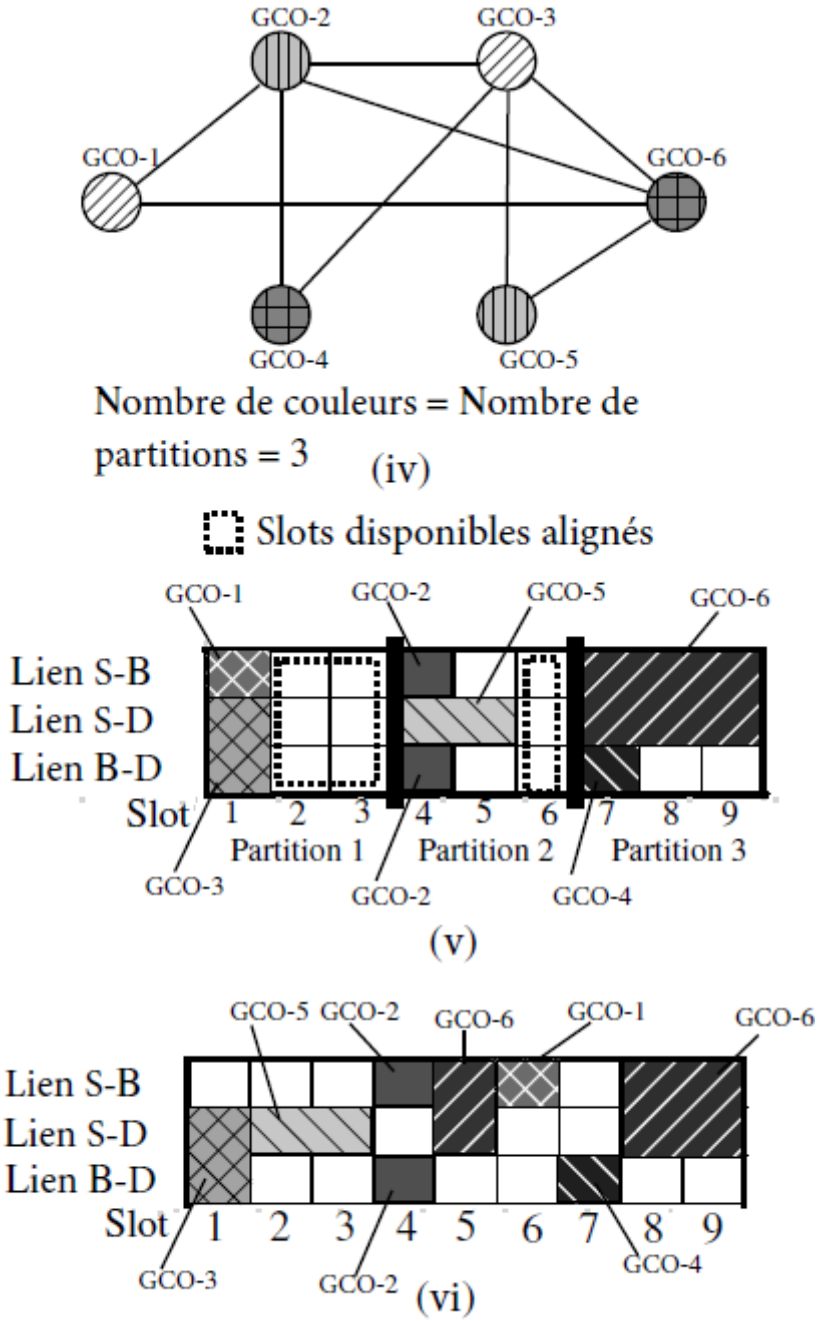


Figure 4.10: Une des solutions possibles du problème de coloration des graphes(iv) allocation de spectre avec partitions dédiés(v) allocation de spectre sans partition dédiée

Ensuite à la figure 4.10(iv), nous montrons le problème de coloration du graphe pour déterminer le nombre de partitions. Dans cette méthode, la règle stipule que le nombre de couleurs utilisés doit être égal au nombre de partitions. Ce qui implique dans ce cas que le spectre est divisé en trois partitions et les demandes de connexions sont allouées selon les partitions ayant la même couleur comme nous pouvons voir sur la figure 4.10(v). Les demandes de chemins optiques sans tenir compte de l'approche de partitionnement dédiée est représentées sur la figure 4.10(vi).

Le principal inconvénient des techniques de partitionnement est qu'elles n'offrent pas de gain de multiplexage statistique. En raison du manque de gain de multiplexage statistique, la probabilité de blocage peut augmenter dans le réseau si le nombre de partitions est élevé.

4.6.1.2 Le routage multi-chemin

Cette approche a été introduite pour alléger la contrainte de spectre [104][112] [113]. Il est également appelé routage par répartition du spectre. Nous illustrons le concept de routage multi-chemin à travers la figure 4.11. Nous considérons qu'une demande de connexion peut être représenté par ce triplet *C(s, d, fs)* où *s, d* et *fs* sont respectivement la source, la destination et le nombre de slots contigus sur la fibre du lien sélectionné en supposant que les demandes de connexion arrivent de manière séquentielle dans le réseau. Soient C_1, C_2, C_3, …,C_7 des demandes de connexions nécessitant l'allocation de chemins optiques c'est-à-dire des chemins physiques avec des slots de fréquence disponibles et contigus. Cela étant, considérons le scénario suivant où une demande de connexion C_7 arrive sur le réseau nécessitant quatre slots de fréquence du nœud source *S* pour le nœud destination *D*. Cette demande de connexion sera rejetée car les chemins optiques disponibles à savoir S-B-D et S-E-D disposent chacun de trois slots disponibles mais non contigus. Alors, le concept de routage multi-chemin permet à la demande de connexion C_7 d'être acceptée dans le réseau en utilisant les deux itinéraires S-B-D et S-E-D dont chacun allouera deux slots consécutifs pour établir la connexion. Ce type de routage aussi appelé routage fractionné est causé par la fragmentation du spectre.

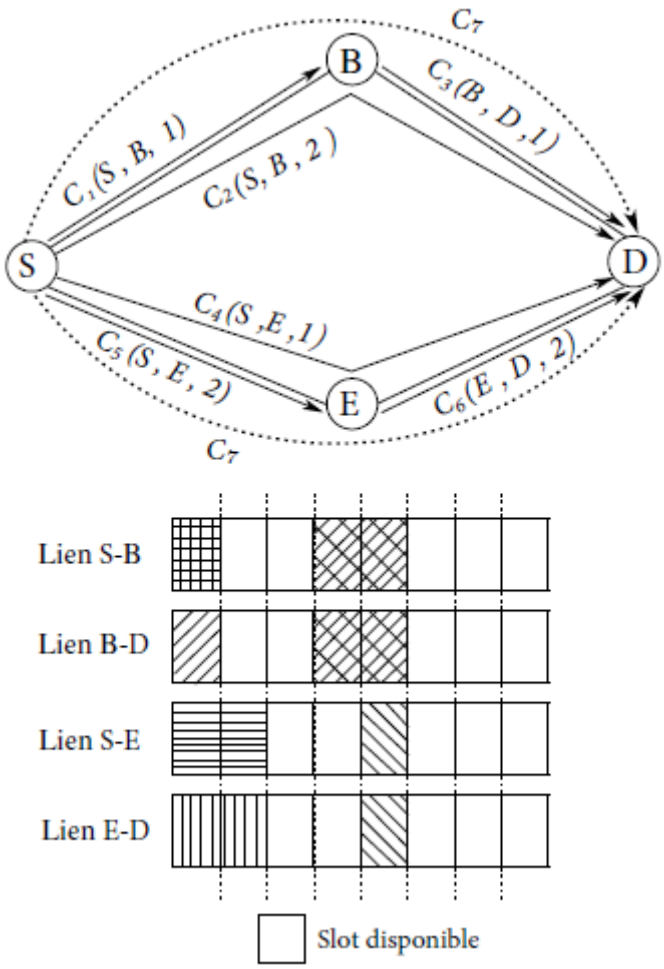


Figure 4.11: Illustration du routage multi-chemin dans les réseaux optiques élastiques multifibres

4.6.1.3 Le multigraphe

L'approche multigraphe a été élaborée pour supprimer la fragmentation de la bande passante du spectre optique afin de garantir la fluidité du trafic réseau [114][115]. Dans cette approche, nous avons $\boldsymbol{Z - f + 1}$ graphes qui sont générés où $\boldsymbol{Z}$ et $\boldsymbol{f}$ représentent respectivement le nombre total de slots entre deux nœuds et le nombre de slots de fréquence nécessaires pour chaque connexion. Ces graphes sont produits en prenant en compte chaque arête d'un multigraphe où chaque multigraphe peut avoir un à plusieurs arêtes qui partagent les mêmes nœuds d'extrémités. Ainsi dans un multigraphe, deux sommets peuvent être reliés par un ou plusieurs arêtes.

Par conséquent, les arêtes d'un multigraphe sont représentées par une seule arête de chaque graphe généré dont le coût est déterminé en appliquant une fonction coût spécifique à chaque arête. Dans ce processus, le meilleur chemin est sélectionné en

utilisant un algorithme de plus court chemin pour chaque graphe généré. Notons que ce principe est utilisé dans les réseaux optiques flexibles multifibres.

4.6.2. Les approches avec défragmentation

Les approches avec défragmentation réorganisent les blocs de spectre discontinus et discontigus laissés après l'établissement d'une demande de connexion. Ces approches sont généralement classées en deux principaux volets : réactif et proactif. Les approches de défragmentation réactive sont normalement déclenchées lorsqu'une nouvelle demande de connexion arrive dans le réseau. D'autre part, des approches proactives de défragmentation sont appliquées sans attendre une nouvelle demande de connexion. Les approches de défragmentation proactive et réactive quant à elles sont aussi classées en deux types, à savoir avec et sans réacheminement (reroutage) des chemins optiques existants.

4.6.2.1 La défragmentation avec perturbation

Les approches de défragmentation qui causent des perturbations du trafic sont appelées approches de défragmentation non-hitless. Les auteurs de [116] et [117] à travers cette approche, maximisent la taille des blocs contigus de ressources en fréquences non assignées en déclenchant des perturbations du trafic. A cause de ces perturbations cette approche n'est donc pas adaptée aux ROE ; pour y remédier nous abordons la défragmentation sans perturbation.

4.6.2.2 La défragmentation sans perturbation

Les approches de défragmentation qui ne causent aucune perturbation du trafic sont appelées approche de défragmentation hitless. Par cette approche, [84] tente de maximiser la taille des blocs contigus de ressources de fréquences non assignées sans déclencher de perturbation du trafic. Dans la littérature, il existe trois principales approches de défragmentation hitless à savoir :

- La technique Push-pull [118] utilise cette approche de changement de trajectoire optique sans perturbation afin de résoudre le problème de blocage de la bande passante dans les ROE. Dans un premier temps, les auteurs envisagent d'adopter une approche proactive; dans laquelle la défragmentation maintient le spectre dans un état delta où aucune route optique n'est réaffectée. Leur algorithme est déclenché lorsqu'il y a une demande de connexion entrante. Puisque cette défragmentation n'atteint pas le but souhaité, ils introduisent une défragmentation réactive où il y a une défragmentation lorsque cela est nécessaire ou lorsqu'une route optique ne peut être établie sans défragmentation. Quant à [105], leurs travaux expérimentaux ont été concentré sur les systèmes d'exposition à amplificateurs

optiques et s'appuient sur la technique de défragmentation Push-Pull qui est basée sur un réajustement dynamique du trajet lumineux après reconfiguration correcte des slots de spectre alloués. Cette technique n'implique pas de transpondeurs supplémentaires et ne provoque aucune perturbation du trafic dans le réseau.

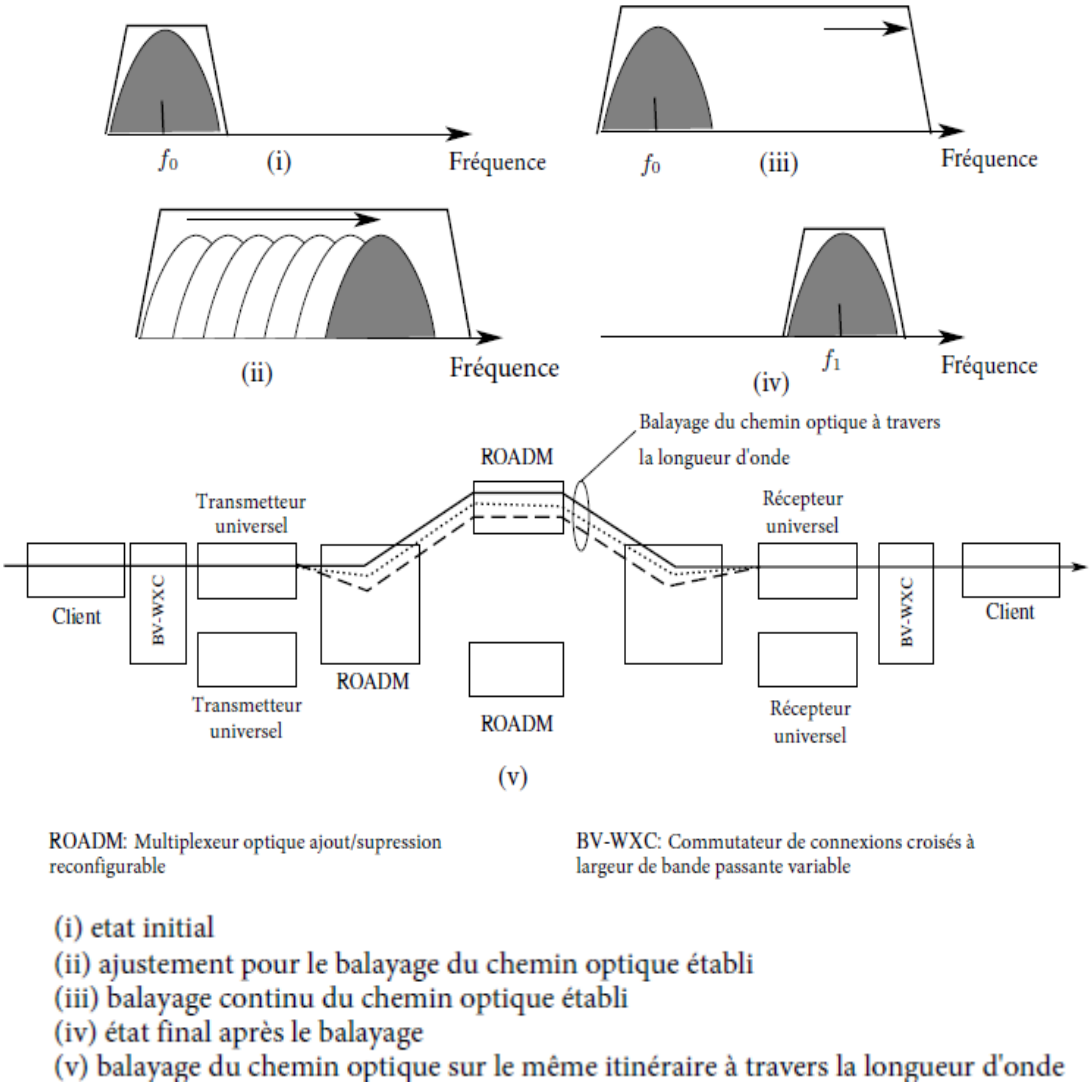


Figure 4.12: Illustration de la technique push-pull

Le temps nécessaire au réajustement dans la technique push-pull est déterminé par la largeur de pas de réajustement comme c'est le cas dans les réseaux optiques flexibles qui est de 2,5 GHz, avec comme intervalle de balayage de 1, 10, 100 ou 1000 ms/pas [119].

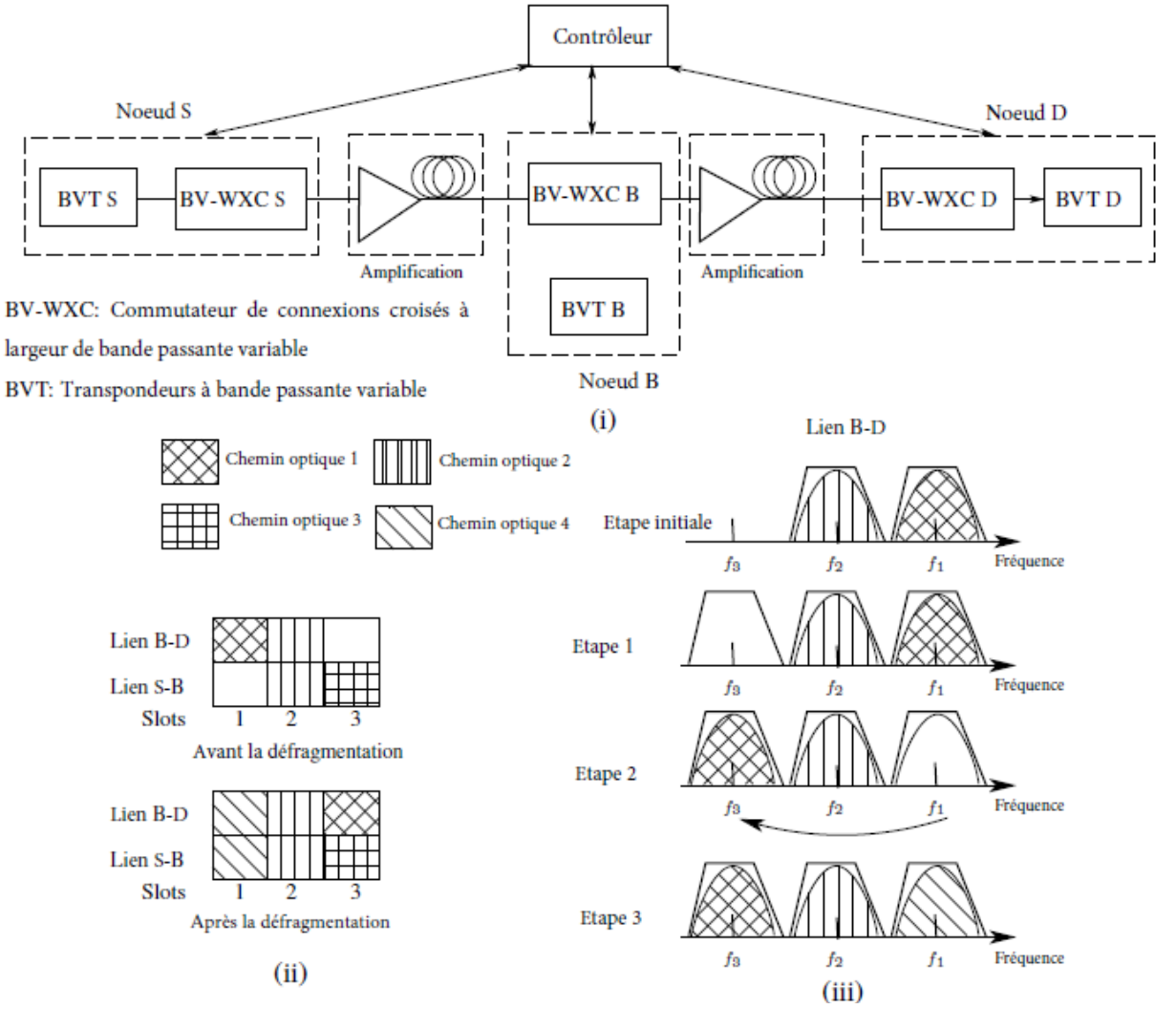
Dans les réseaux optiques élastiques de granularité 12,5 GHz, chaque pas nécessite 5 ms par slot et la vitesse de balayage est de 1 ms par pas. La défragmentation est donc possible par la technique push-pull comme le montre la figure 4.12. Pour éviter toute perturbation du trafic,

les chemins optiques sont constamment balayés. Par conséquent, le temps de balayage est l'un des paramètres importants du système pour gérer le trafic dynamique.
Alors le temps total de défragmentation dépend principalement de trois facteurs à savoir le délai de propagation entre l'émetteur et le récepteur, la méthode de signalisation pour le balayage de la longueur d'onde et la vitesse de balayage des lasers de réajustements.
Cette technique consiste à déplacer le spectre vers sa nouvelle fréquence centrale. Cela est possible en accordant simplement l'émetteur sur le spectre, tout en maintenant l'émission du trafic. Cependant, toutes les fréquences intermédiaires doivent être libre au moment de la commutation et tous les ROADM (sur le chemin optique) doivent être réglés en conséquence. La première contrainte peut être très restrictive en raison de la contrainte de continuité du spectre. L'avantage du Push-And-Pull par rapport au Make-Before-Break réside dans l'utilisation du spectre, car elle ne nécessite pas le double du spectre du canal, ni de transpondeurs supplémentaires [120].

- La technique Hops

Les travaux dans [29] présentent de manière plus détaillée la technique HOPS (Hitless Optical Path Shift) qui est une technique de défragmentation par réacheminement de chemin optique sans perturbation ; elle permet aux trajets optiques de configuration existants de se déplacer sur des bandes spectrales disponibles et contiguës d'une manière sans heurts. Cette technologie ne modifie pas la route de bout en bout des routes optiques et n'interrompt pas les autres routes optiques existantes. Les résultats expérimentaux de l'algorithme HOPS montrent que cette technique permet une meilleure défragmentation que d'autres approches de défragmentation sans permutation. A travers cette technique, les auteurs dans [121] partent du principe de réacheminer une connexion à un bloc de spectre disponibles qu'il soit continu ou pas.
La figure 4.13 illustre au mieux ce concept. Nous considérons un scénario d'un réseau à trois nœuds sur la figure 4.13(i). Tandis que la réallocation des différents chemins optiques est présentée sur la figure 4.13(ii), à savoir les chemins optiques 1, 2 et 3 sur les liens S-B et B-D avant et après le processus de défragmentation. Nous supposons alors que chaque connexion nécessite un slot et les fréquences centrales des slots 1, 2 et 3 sont respectivement f_1, f_2 et f_3. La demande de route optique 4 qui arrive sur le réseau pour l'établissement de la connexion passe par le nœud S et le nœud D. Nous remarquons que le slot 1 est disponible sur le lien S-B mais non disponible sur le lien B-D, dans ce cas une gestion efficace de la ressource spectrale est de déplacer l'itinéraire optique 1 du slot 1 au slot 3 qui est disponible. De cette façon, la ressource spectrale peut être disponible sur le lien B-D pour établir la nouvelle route optique 4.

Notons que la réattribution du spectre peut également être effectuée lorsqu'une route optique occupe plus d'un slot de fréquence contigu. Ce processus de réajustement ne perturbe pas les routes optiques déjà établies. Cependant, cette approche n'est pas adaptée aux systèmes à fines granularités.



(i) scénario d'un réseau à trois noeuds
(ii) réallocation de specte avant et après la défragmentation
(iii) les différentes étapes de défragmentation avec reconfiguration du commutateur BV-WXC pour accueillir une nouvelle connexion

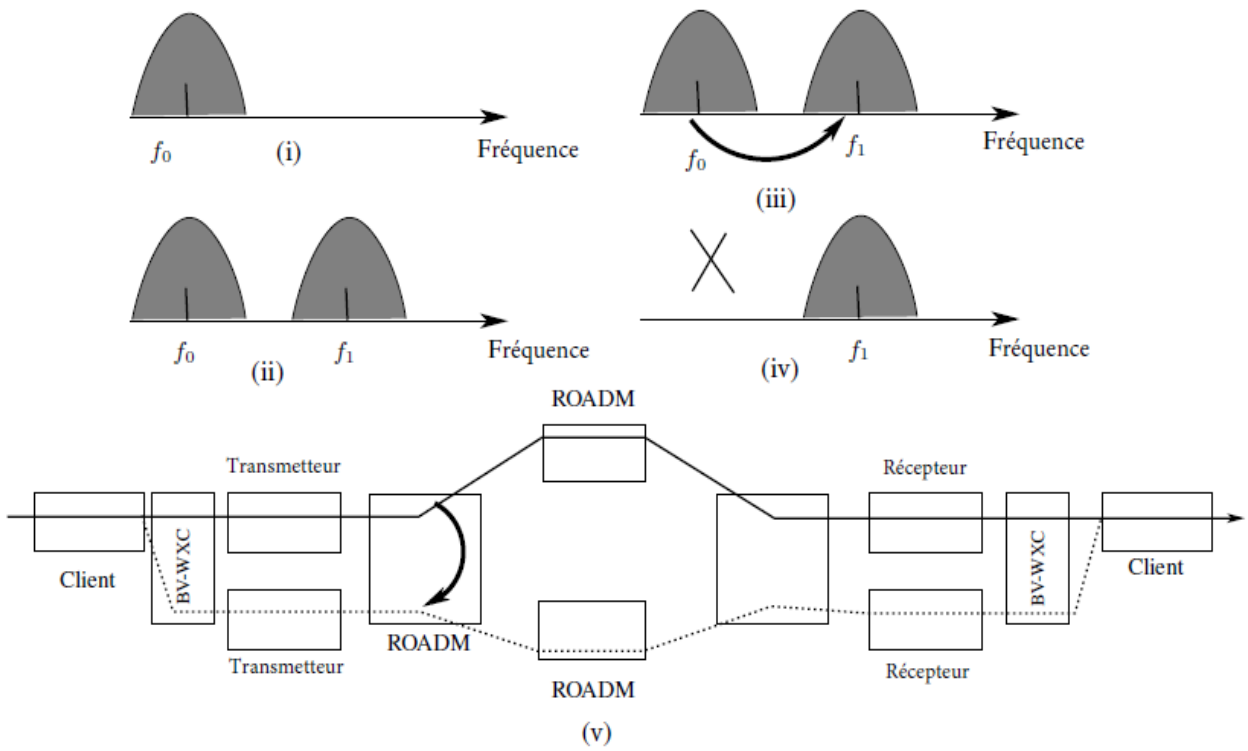
Figure 4.13: Illustration de la technique hops retuning

Dans cette technique, la transmission est interrompue pendant un intervalle de temps très court, au cours duquel la connexion peut être déplacée vers n'importe quelle destination sans incidence sur les liaisons existantes. Cette interruption permet d'éviter la limitation des fréquences intermédiaires, et on estime qu'elle est inférieure à 400ns, en exploitant des lasers rapides accordables [122]. L'avantage de cette technique est qu'elle permet de déplacer plusieurs connexions simultanément, et de réaliser une défragmentation complète. Le principal

inconvénient réside dans la complexité du côté récepteur, car le récepteur doit être capable de suivre automatiquement l'émetteur, lorsqu'il se déplace vers la destination du spectre dans un laps de temps [123].

- La technique Make-before-break

Dans cette technique, [119] montre qu'une route optique supplémentaire est ajoutée entre la source et la destination d'un chemin pendant que le chemin d'origine reste actif. Les routes optiques d'origine et les routes optiques supplémentaires doivent être disjointes, tandis que le trafic est commuté entre ces deux routes optiques. Après la réussite de l'établissement du nouveau chemin, l'ancien chemin d'origine est supprimé. Le concept de la technique make-before-break est expliqué à la figure 4.14.



(i) état initial
(ii) établissement de la route optique supplémentaire
(iii) Basculement du trafic entre la route otique d'origine et la route optique supplémentaire
(iv) Fin de la route optique d'origine
(v) Basculement de la route optique du chemin d'origine au nouveau chemin

Figure 4.14: Illustration de la technique make-before-break

Cette technique est un cas particulier de l'utilisation de défragmentation. Elle repose sur la réservation du spectre nécessaire au déplacement de la connexion, avant d'émettre sur la nouvelle fréquence centrale [124]. Il s'agit d'une technique sans incidence (pas d'interruption du trafic) puisque l'ancienne connexion est conservée jusqu'à ce que la nouvelle connexion soit établie. Cela peut être considéré comme un inconvénient car cette technique nécessite deux fois le spectre utilisé pour chaque connexion et des transpondeurs supplémentaires.

Le tableau 3 indique une comparaison qualitative de ces différentes techniques de défragmentation.

Notons que ces techniques peuvent être combinés dans le but de réduire le nombre de connexions interrompues.

Tableau 3: Comparaison des différentes techniques de défragmentation

Technique de défragmentation	Push-Pull	Hops	Make-before-break
Interruption du trafic	Non	Oui	Non
Transpondeur/ressource spectrale supplémentaire	Non	Non	Oui
Limite du spectre	Oui	Non	Non
Temps de la défragmentation	Faible	Rapide	Faible
Défragmentation complète.	Non	Oui	Non

4.7. Proposition d'un nouveau paramètre de fragmentation : Coût d'Allocation (CA)

Nous pouvons considérer un paramètre de fragmentation que nous allons définir comme critère de choix du meilleur chemin optimal dans l'optique de minimiser la fragmentation.

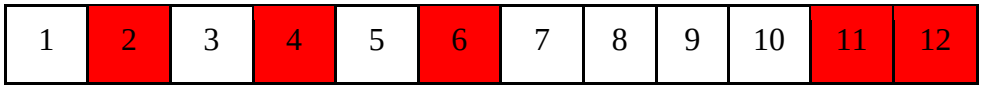
Ce paramètre de fragmentation que nous allons nommer Coût d'Allocation *CA* dépend de la présence du nombre total de slots de fréquences disponibles sur le chemin et du nombre de blocs de slots. Ce paramètre est défini comme suit :

$$CA = \sum_{i=1}^{n} \exp\left(\frac{1}{s_i}\right) \tag{4.10}$$

où S_i est le nombre de slot de fréquence disponible dans le bloc *i* sur le chemin.

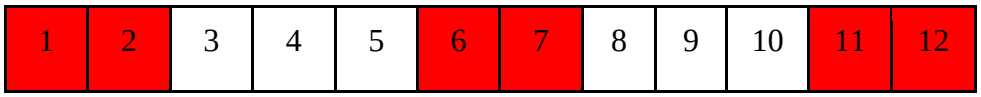
Nous illustrons ce paramètre comme suit avec trois liens L_1, L_2 et L_3 pour une demande de connexion nécessitant 3 slots de fréquence contigüs :

L_1



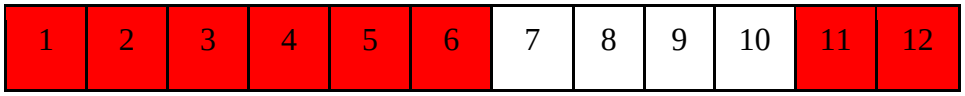
CA(L_1) = $4e^{1}$ = 10.873

L_2



CA(L_2) = $2e^{\frac{1}{3}}$= 1.812

L_3



CA(L_3) = $e^{\frac{1}{6}}$= 0.453

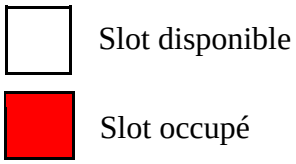


Figure 4.15: Illustration du Coût d'Allocation (CA)

Nous remarquons que CA (L_3) < CA(L_2) < CA(L_1). Lorsque le coût d'allocation est élevé cela entraîne la création de blocs de slots de petite taille dont la probabilité pour être utilisée pour les prochaines demandes de connexion est faible et augmente ainsi la fragmentation du réseau. Donc en ce qui concerne ce paramètre de fragmentation, plus la valeur de ce paramètre est faible et plus la fragmentation du lien est réduite.

4.8. Modèle mathématique du coût énergétique des composants du ROE multifibres

Un réseau optique élastique multifibres est définie par un graphe G (E, L, SF, D) qui est modélisé comme suit :

- E représente l'ensemble des nœuds du réseau par un ensemble de répartiteurs optiques (OXC) **;**
- L = {(i,j) avec i≠j } représente l'ensemble des liens du réseau où chaque lien contient plusieurs fibres en supposant que le nombre de fibres sur chaque lien est identique et i et j représentent les sommets du graphe ;
- $\boldsymbol{SF} = \{\boldsymbol{fs_1^l}, \boldsymbol{fs_2^l}, \dots, \boldsymbol{fs_n^l}\}$, $\boldsymbol{n} \in$ N tel que $1 \leq l \leq$ F et $\boldsymbol{n} \geq \mathbf{1}$ où F représente le nombre de fibres par lien et $\boldsymbol{n}$ le nombre de slots de fréquence ;
- $\boldsymbol{C} = \{\boldsymbol{c_1}, \boldsymbol{c_2}, \dots, \boldsymbol{c_n}\}$ représente l'ensemble de connexions du réseau.

Une demande de connexion *i* entre une source s et une destination d avec un débit ω exprimé en (Gb/s) est représentée par :

$$\boldsymbol{c_i} = (\boldsymbol{s_{c_i}}, \boldsymbol{d_{c_i}}, \boldsymbol{\omega_{c_i}}) \quad (4.11)$$

Pour une demande de connexion *i* sur le chemin *p*, le nombre de slots de fréquence $\mathbf{NSF}(\boldsymbol{c_i}, \boldsymbol{p})$, comme le montre [126], est calculé à partir l'expression suivante:

$$\boldsymbol{NSF}(\boldsymbol{c_i}, \boldsymbol{p}) = \frac{\boldsymbol{\omega_{c_i}}}{\boldsymbol{M}(\boldsymbol{p}(\boldsymbol{c_i})).\boldsymbol{\omega_s}} + \boldsymbol{gb} \quad (4.12)$$

où *gb* représente la bande de garde avec M(p($\boldsymbol{c_i}$)) est une fonction qui retourne le coefficient du format de modulation approprié. On a alors :

$$\boldsymbol{M}\ (\boldsymbol{p}(\boldsymbol{c_i})) = \boldsymbol{Modform}\left(\sum_{(\boldsymbol{i},\boldsymbol{j})\in\boldsymbol{p}} \boldsymbol{l}(\boldsymbol{i},\boldsymbol{j})\right) \quad (4.13)$$

La variable $\boldsymbol{\omega_s}$ représente la vitesse du signal optique pour un slot de fréquence exprimée en Ghz en fonction du format de modulation et *l* représente la longueur du lien (*i,j*) sur le chemin *p*.

Dans ce cas, une autre caractérisation d'une connexion *i* sur un chemin *p* est

$$\boldsymbol{c_i} = (\boldsymbol{s_{c_i}}, \boldsymbol{d_{c_i}}, \boldsymbol{NSF}(\boldsymbol{p})) \quad (4.14)$$

La puissance consommée par un canal de transmission à partir du nombre de slots de fréquence nécessaire pour une connexion *i* avec une portée de transmission *l* sur un chemin *p* est définie par l'expression suivante :

PC_{slot} = f(l) (4.15)

où la fonction f(.) retourne la puissance consommée par le canal de transmission.

La puissance consommée par un nœud optique OXC est définie comme suit :

$$\boldsymbol{PC_{OXC} = \bar{h}(N) + 150} \quad (4.16)$$

où $\boldsymbol{\bar{h}(N)}$ représente la valeur moyenne du nombre de fibres passant par un nœud optique.

Notons que les longues portées sont les causes de l'atténuation du signal optique. Ainsi dans les réseaux optiques, des amplificateurs sont placés à intervalle régulier de 100 km pour restaurer la force du signal optique.

Les valeurs $\boldsymbol{PC_{Amp}, d_{Amp}}$ et $\boldsymbol{C_{Amp}}$ sont des constantes prédéfinies.

Telles que :

$$\boldsymbol{C_{Amp} = \sigma . d_{Amp}} \quad (4.17)$$

Où $\boldsymbol{PC_{Amp}}$ et $\boldsymbol{C_{Amp}}$ représentent respectivement la puissance consommée et le coût de la puissance consommée par un amplificateur EFDA.

Pour une connexion optique établie dans le réseau, le nombre de slots de fréquence augmente avec la longueur du chemin optique. Ce qui implique un nombre croissant d'amplificateurs avec la distance du chemin. Le nombre d'amplificateurs augmente lorsque la distance du chemin optique est grande et diminue lorsque la distance du chemin est petite.

Par conséquent, une communication optique établie sur une longue distance nécessitant plusieurs nœuds et amplificateurs optiques, aura une plus grande consommation énergétique qu'une connexion optique établie sur une petite distance.

Alors dans les réseaux optiques élastiques multifibres, les nombre de sauts de nœuds optiques OXC et d'amplificateurs EFDA sont essentiels pour la minimisation ou la maximisation de la consommation énergétique de l'ensemble des liens du réseau.

Ainsi, le coût d'allocation (CA) et la consommation énergétique sont deux paramètres déterminants que nous avons considérés dans les propositions d'algorithmes de routage et d'allocation de spectre des réseaux optiques élastiques multifibres

4.9. Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons évalué l'impact de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres. La fragmentation du spectre est un sérieux problème dans les réseaux de transport optique à grille flexible qui se traduit par la présence de slots fréquence non-

alignés et non-contigus dans le spectre. Puisque ces slots ne sont pas contigus dans le domaine du spectre ni alignés le long du chemin optique, il est problématique de les utiliser pour de futures demandes de connexion. Une mauvaise gestion de la fragmentation peut augmenter la probabilité de blocage d'appels dans le réseau et augmenter le coût de production pour les opérateurs de service. Les approches de gestion classiques de la fragmentation sont normalement utilisées pour en supprimer l'effet. Les approches de défragmentation (hitless) ne provoquent pas de perturbation du trafic. Cependant dans un contexte dynamique avec le volume croissant du trafic et l'arrivée aléatoire des demandes de connexions, ces approches ont révélé leurs limites dans la littérature. C'est dans cette optique que nous avons proposé un nouveau paramètre de fragmentation comme critère de choix du meilleur chemin optimal dont la minimisation de ce paramètre permet d'obtenir une réduction significative du taux de probabilité de blocage dans le réseau. Dans les chapitres qui suivent, nous allons faire des propositions d'algorithmes de routage adaptatif et d'allocation de spectre dans les réseaux optiques élastiques multifibres. Dans un contexte dynamique du trafic, nous allons tenir compte, en plus du coût d'allocation, de la consommation énergétique comme choix du chemin optimal pour desservir une connexion donnée dans le réseau. Les performances de ces algorithmes sont évaluées avec celles des approches dans la littérature.

Chapitre 5 : Algorithme de minimisation de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (AMF)

Sommaire

5.1. Introduction 83

5.2. Modélisation mathématique du réseau optique élastique multifibres..... 83

5.3. Coût énergétique d'un chemin optique dans un réseau ROE multifibres..... 89

5.4. Algorithmes dynamiques de minimisation de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres 90

5.4.1. Algorithme de détermination des chemins physiques ADCP 94

5.4.2. Algorithme de détermination des ressources spectrales ADRS..... 95

5.4.3 Algorithme de détermination du meilleur chemin optique ADMC 96

5.4.4. Algorithme de minimisation de la fragmentation AMF 97

5.5. Simulations et discussions des résultats 97

5.5.1. Paramètres de simulation 97

5.5.2. Evaluation de la performance des algorithmes proposés 99

5.6. Conclusion 102

5.1. Introduction

Les réseaux optiques à grille flexible permettent une utilisation efficace des ressources du spectre en utilisant la fréquence de 12,5 GHz au lieu d'un espacement traditionnel fixe de 50 GHz, en introduisant cependant la fragmentation du spectre. Ce phénomène est préjudiciable en tenant compte des contraintes de continuité et de contiguïté du spectre pour toutes les demandes de connexions qui arrivent de manière aléatoire sur le réseau. Dans la littérature, la fragmentation du spectre est considérée comme un problème crucial et majeur dans les réseaux optiques élastiques multifibres, en particulier dans un contexte de trafic dynamique. Plusieurs mécanismes ont été étudiés dans le chapitre 4 pour résoudre ce problème mais leurs limites ce sont fait connaître face à la taille croissante du réseau opérationnel donné.

Dans ce chapitre, nous allons proposer des algorithmes qui permettent de réduire l'impact de ce phénomène dans les réseaux optiques élastiques avec plusieurs fibres par lien pour des demandes de connexions aléatoires, dynamiques et croissantes dans le réseau. Dans cette approche, nous supposons que pour une demande de connexion donnée, elle est établie sur la même fibre entre la source et la destination.

5.2. Modélisation mathématique du réseau optique élastique multifibres

Un chemin entre les nœuds source et destination doit être déterminé pour répondre à la demande. Dans ce cas, les algorithmes de routage couramment utilisés, tels que l'algorithme de routage du plus court chemin fixe précalculé ou l'algorithme de sélection dynamique de plusieurs chemins en fonction de l'état du réseau à chaque fois qu'une demande de connexion arrive, souffrent soit de performances médiocres ou d'une complexité de calcul élevé. L'approche de Jingxin et *al* dénommée NSA (Next-State-Aware Spectrum Assignment) [75], avec laquelle nous comparons nos contributions, est d'utiliser pleinement et efficacement les multiples chemins entre chaque paire de nœuds en mode offline (voir section 3.4.2). Ces auteurs utilisent un algorithme de routage basé sur certaines règles prédéterminées pour chaque nouvelle demande de connexion. Alors, la distribution de probabilité du chemin à sélectionner pour une requête obtenue est $p^{k}_{(s,d)}$ d'une source s à une destination d. Par conséquent, chaque fois qu'une demande de connexion arrive sur le réseau, un chemin est sélectionné pour recevoir la demande de connexion selon ces probabilités prédéterminées.

Jingxin et *al*, pour calculer les probabilités optimales de chemins candidats pour chaque paire de nœuds source-destination, se basent sur des dérivés des formulations de programmation linéaire à nombres entiers mixtes avec pour objectif de minimiser la somme de la charge moyenne du trafic maximale sur toutes les fibres par opposition aux liens car plusieurs liens peuvent avoir un nombre de fibres différents pour équilibrer les charges, de sorte que les charges soient réparties sur les fibres selon des chemins différents. Les notations utilisées dans ce modèle sont les suivantes :

N : Nombre de nœuds dans le réseau ;

L : Nombre de liens dans le réseau ;

e : Lien de réseau arbitraire ;

F^e: Nombre de fibres sur le lien e tel que $e \in \mathcal{E}$;

R : Nombre d'itinéraires dans les réseaux ;

r : Itinéraire arbitraire ;

W_r : Charge pour l'itinéraire r ; dépend du type de trafic

$W_r = 1$, ∀ r pour un trafic uniforme ;

K_r : Nombre de chemins candidats pour l'itinéraire r ;

k : Chemin candidat arbitraire ;

$A_{r,k}^e = \begin{cases} 1 & \text{si le lien e se trouve sur le } k^{ième} \text{ chemin candidat de l'itinéraire } r \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$

En tenant compte de toutes ces notations, le PLNE mixte traduisant le RSA est définie par les relations (5.1) à (5.5).

Fonction objectif

Minimiser :

$$\frac{1}{L}\sum_{e=1}^{L}\frac{\sum_{r=1}^{R} W_r y_r^e}{F^e} + max_e \frac{\sum_{r=1}^{R} W_r y_r^e}{F^e} \tag{5.1}$$

Contraintes

$$\sum_{k=1}^{K_r} p_r^k = 1 \tag{5.2}$$

$$y_r^e = \sum_{k=1}^{K_r} A_{r,k}^e p_r^k \tag{5.3}$$

$\forall\, p_r^k \in [0,1]$ (5.4)

$\forall\, y_r^e \in [0,1]$ (5.5)

La formule (5.1) représente la fonction objectif qui implique qu'une demande de connexion doit utiliser le meilleur chemin parmi plusieurs chemins sous contraintes (5.2) et (5.3) représentant respectivement la somme des probabilités de sélection du chemin candidat pour un itinéraire donné pour tout *r* et la fraction de charge pour un itinéraire r sur un lien déterminée par les probabilités de sélection du chemin candidat pour tout *r* et *e*, auxquelles sont soumises les variables (5.4) et (5.5) représentant respectivement la probabilité de sélectionner le $k^{ième}$ chemin candidat de l'itinéraire *r* et la fraction de la charge pour la route *r* qui traverse le lien *e*.
En ce qui concerne la stratégie de gestion du spectre NSA de Jingxin et *al*, le spectre est divisé en différents segments, chaque segment étant dédié aux demandes de connexions avec la même largeur de bande passante.
Le spectre est donc partitionné en *M* segments de demandes de connexion de différentes tailles b_j avec $j \in [1, M]$ tel que le nombre de slots contigus dédiés à chaque segment est désigné par P_j sous la contrainte $\sum_{j=1}^{M} P_j = S$; où S est la taille du spectre donc le nombre total de slots de fréquence dans la fibre.
Dans ce cas, la taille des différents segments est calculée de la manière suivante :

$$P_j = \frac{\rho_j . b_j}{\sum_{j=1}^{M} \rho_j . b_j} . S \quad (5.6)$$

L'algorithme d'allocation de spectre proposé est basé sur l'état du réseau après que la connexion a été établie et sur les probabilités de sélection de chemin pour les différentes demandes de connexion en fonction du partitionnement du spectre.
Dans ce cas, le problème d'allocation de spectre peut être résolu en allouant un ensemble de slots de fréquence contigus de taille fixe *j* qui peut être alloués à demande de cette même taille *j* qui s'obtient par le rapport de :

$$a_j = \frac{P_j}{b_j} \quad (5.7)$$

Pour une taille de demande donnée *j*, le processus d'allocation de spectre serait d'attribuer un a_j correspondant à chaque demande.
Pour chaque nouvelle demande, il suffit de considérer sur le réseau le a_j correspondant à la taille de demande en fonction du partitionnement. Puisque le partitionnement dédié a été déterminé, il suffit d'examiner l'état de chaque emplacement dans ce segment. Afin de réduire

la probabilité de blocage et sélectionner l'emplacement qui peut fournir un état du réseau après que la demande de connexion a été établie.

En supposant que X est le nombre de slots dans le segment alloué à la demande de connexion. La capacité c_e^x du lien *e* pour *x* dans le réseau représente le nombre de fibres sur lesquelles *x* n'est pas utilisé dans le lien.

Initialement,

$$\forall\, x\,, c_e^x = F^e \tag{5.8}$$

Ainsi, la capacité du chemin est déterminée en fonction des capacités des liens le long du chemin. Pour un chemin *k*, la capacité du chemin pour *x* est définie comme la capacité du lien le plus faible pour *x* le long du chemin qui est également la capacité du lien le plus congestionné le long du chemin. Cette capacité est définie comme suit :

$$C_k^x = \min_{e \in \kappa \Xi(k)} c_e^x \tag{5.9}$$

où $\Xi(k)$ représente l'ensemble des liens du chemin k ;

et C_k représente la capacité totale pour les x.

La capacité totale pour tous les x est définie comme suit :

$$C_k = \sum_{x=1}^{X} c_k^x \tag{5.10}$$

Par conséquent, la capacité pour chaque itinéraire *r* définissant une paire de nœud-source destination dans le réseau, les probabilités de sélection p_r^k de chaque chemin candidat *k*, est définie comme suit :

$$C_r = \sum_{k=1}^{K_r} p_r^k\, C_k \tag{5.11}$$

On en déduit de (5.10) que la capacité du réseau est égale à la capacité totale, pour toutes les routes, est égale à somme des C_r.

Leur stratégie d'allocation de ressources dans le processus de routage multifibres est illustrée à travers la figure 5.1.

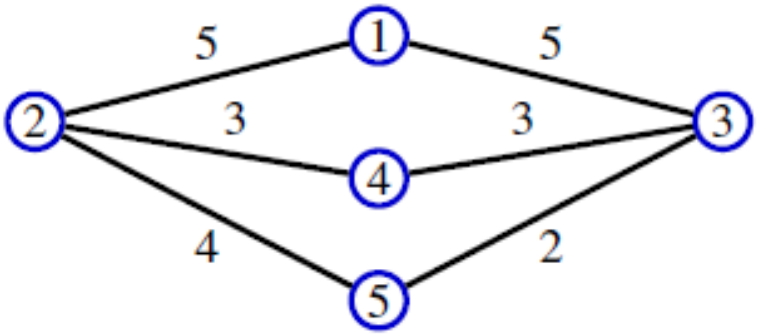


Figure 5.1: Réseau à cinq nœuds et six liens multifibres

Ce réseau est constitué de cinq nœuds et six liens. Le nombre de fibres est de 5, 5, 3, 4, 3 et 2 sur les liens bidirectionnels (1, 2), (1, 3), (2, 4), (2, 5), (3, 4) et (3, 5) respectivement. Compte tenu du modèle de trafic uniforme, la sélection des chemins candidats pour chaque itinéraire est basée sur l'approche du routage multi-chemin.

Le tableau 4 nous donne l'ensemble de ces probabilités.

Tableau 4: Probabilités de sélection des chemins candidats

Itinéraire	Chemins Candidats	Probabilité de sélection
1-2	1-2	1.0
1-3	1-3	1.0
1-4	1-2-4	0.3
	1-3-4	0.7
1-5	1-2-5	1.0
	1-3-5	0.0
2-3	2-1-3	1.0
	2-4-3	0.0
	2-5-3	0.0
2-4	2-4	1.0
2-5	2-5	1.0
3-4	3-4	1.0
3-5	3-5	1.0
4-5	4-2-5	0.7
	4-3-5	0.3

La topologie de notre réseau multifibres est définie par un graphe G (E, L, SF, D) dans lequel :

- E représente l'ensemble des nœuds du réseau par un ensemble de répartiteurs optiques (OXC)
- L = {(i,j) avec i≠j } représente l'ensemble des liens du réseau où chaque lien contient plusieurs fibres en supposant que le nombre de fibres sur chaque lien est identique et i et j représentent les sommets du graphe.
- $\boldsymbol{SF} = \{\boldsymbol{fs_1^l}, \boldsymbol{fs_2^l}, \dots, \boldsymbol{fs_n^l}\}$, $\boldsymbol{n} \in$ N tel que $1 \leq l \leq$ F et $\boldsymbol{n} \geq \boldsymbol{1}$ où F représente le nombre de fibres par lien et $\boldsymbol{n}$ le nombre de slots de fréquence.
- $\boldsymbol{C} = \{\boldsymbol{c_1}, \boldsymbol{c_2}, \dots, \boldsymbol{c_n}\}$ représente l'ensemble de connexions du réseau.

Une demande de connexion *cr* entre une source s et une destination d avec un débit (Gb/s) est représentée par :

$$\boldsymbol{cr} = (\boldsymbol{s_{cr}}, \boldsymbol{d_{cr}}, \boldsymbol{\omega_{cr}}) \quad (5.12)$$

Le nombre de slots de fréquence NSF pour une demande de connexion *cr* sur le chemin p est calculé selon l'expression suivante dans [126]:

$$\boldsymbol{NSF(p(cr))} = \frac{\boldsymbol{\omega_{cr}}}{\boldsymbol{M\big(p(cr)\big)\omega_s}} + \boldsymbol{gb} \quad (5.13)$$

où *gb* représente la bande de garde

- M(p(*cr*)) est une fonction qui retourne le coefficient du format de modulation approprié

$$\boldsymbol{M}\ (\boldsymbol{p(cr)}) = \boldsymbol{Modform}\big(\textstyle\sum_{(i,j)\in p} \boldsymbol{l(i,j)}\big) \quad (5.14)$$

$\boldsymbol{\omega_s}$ représente la vitesse du signal optique pour un slot de fréquence (Ghz)

où *l* représente la longueur du lien (i,j) sur le chemin *p*.

Dans le cas du routage adaptatif, la capacité d'un slot et la portée du signal optique dépend du format de modulation choisi pour une connexion. De plus, l'utilisation de transpondeurs à différents débits linéaires basé sur la technique optique de multiplexage par division orthogonal de fréquence sans dispersion (CO-OFDM) dans les ROE peut exploiter plusieurs formats de modulation pour différentes sous-porteuses et fournir une flexibilité et une gestion hétérogène des demandes de connexion.

Par conséquent, le débit de transmission pour une sous-porteuse peut varier en fonction du format de modulation à savoir BPSK, QPSK, 4-QAM, 16-QAM, 32-QAM et 64-QAM présenté dans le tableau 5.

Tableau 5: Énergie consommée par slot en fonction du format de modulation et de la portée optique

Format de modulation optique	Capacité d'un slot (Gb/s)	Énergie Consommée par un transpondeur (w)	Portée (km)
BPSK M=1	12.5	112.374	4000
QPSK M=2	25	133.416	2000
8-QAM M=3	37.5	154.457	1000
16-QAM M=4	50	175.498	500
32-QAM M=5	62.5	196.539	250
64-QAM M=6	75	217.581	125

5.3. Coût énergétique d'un chemin optique dans un réseau ROE multifibres

Le coût énergétique d'un chemin optique pour une demande de connexion *cr* est calculé en tenant compte de la consommation énergétique d'un slot, d'un répartiteur optique le long du lien et d'un Amplificateur à Fibre Dopée à l'Erbium (EFDA).

Le coût énergétique d'un chemin optique est calculé selon la formule (5.15) suivante :

$$\boldsymbol{CEC\big(C(cr)\big) = NSF(C(cr) - gb) \times C_{slot} \times PC_{slot}} + \left(\sum_{(i,j)\in C} \boldsymbol{C_{Amp} \times PC_{Amp} \times (\rho(i,j) + 2)} + \sum_{(i,j)\in C} \boldsymbol{C_{OXC}} \times \boldsymbol{PC_{OXC}} \right) \times \frac{\boldsymbol{NFS(C(cr))}}{\boldsymbol{SUM_{slot}}} \quad (5.15)$$

avec

- $\boldsymbol{\rho(i,j)} = \begin{cases} \boldsymbol{0,\ si\ \frac{l(i,j)}{d_{Amp}} \leq 1} \\ \boldsymbol{\left\lceil \frac{l(i,j)}{d_{Amp}} \right\rceil\ \ sinon} \end{cases}$;

- gb représente le nombre de bande de garde par connexion ;
- C_{slot} représente le coût de la puissance consommée par un slot ;
- PC_{slot} représente la puissance consommée par un slot ;
- C_{Amp} représente le coût de la puissance consommée par un amplificateur EFDA ;
- PC_{Amp} représente la puissance consommée par un amplificateur EFDA ;
- C_{OXC} représente le coût de la puissance consommée par un nœud optique OXC ;
- PC_{OXC} représente la puissance consommée par un nœud optique OXC ;
- et SUM_{slot} désigne le nombre total de slots par lien.

Le nombre de slots s'accroit avec la distance du chemin que doit parcourir une connexion d'une source à une destination selon le débit et le format de modulation. Par conséquent, pour une demande de connexion donnée, le nombre d'amplificateurs intervenant dans l'établissement est fonction de la distance du chemin c'est-à-dire plus la distance du chemin est grande et plus le nombre d'amplificateurs est considérable. De même lorsque la longueur du chemin de la demande de connexion est petite, le nombre d'amplificateurs est moins élevé. On en déduit qu'une demande de connexion qui sera établie sur une longue distance nécessitera alors plus d'amplificateurs et de nœuds optiques avec une plus grande consommation énergétique qu'une connexion établie sur une distance plus petite avec un nombre moins élevé d'amplificateurs et de nœuds optiques. Dans ce cas, la distance que doit parcourir une connexion, le nombre d'amplificateurs EDFA et le nombre de nœuds optiques OXC constituent des paramètres essentiels dans la consommation énergétique pour un lien.

5.4. Algorithmes dynamiques de minimisation de la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres

Une technique pour réduire l'effet de la fragmentation, outre la défragmentation, est le fait d'éviter la fragmentation. [127] propose des paramètres de fragmentation du spectre à travers le sous-problème d'allocation des ressources spectrales en affectant le bloc de spectre qui génère le moins de fragmentation aux demandes, ce qui empêche en amont la fragmentation du spectre. Un autre paramètre basé sur « les coupes » permet d'évaluer la fragmentation dans le processus de routage dans les ROE et un autre tient compte de l'alignement des slots disponibles le long du chemin optique lors de l'allocation des demandes de connexion. Des

chercheurs prennent en compte d'autres dimensions telles que le temps, le spectre et l'espace pour résoudre les problèmes de routage et d'allocation du spectre [128]. Certains algorithmes de routage et d'allocation du spectre tiennent compte de la fragmentation pour éviter la congestion en tenant compte des dimensions spectrales et spatiales. Afin d'atténuer le problème de fragmentation, une méthode de gestion du spectre est proposée en [129] qui prend en compte la taille et le temps du traitement des demandes de connexion. [130] propose une technique de partitionnement temporelle pour faire un compromis entre la fragmentation du spectre et le taux d'utilisation des ressources spectrales. Cependant, au cours du fonctionnement du réseau, pendant un certain temps, les ressources spectrales des partitions de spectre temporel sont fragmentées ce qui atténue la performance de cette méthode. Certains algorithmes consistent à diviser les demandes de connexion en de faibles débits, mais ces approches ne prennent pas en compte les coûts additionnels des transpondeurs et de la consommation de la bande de garde. En raison du trafic dynamique et aléatoire des demandes de connexion, certains algorithmes de partitionnement du spectre ont de faible performance en termes de taux d'utilisation des ressources lorsque la charge du réseau est moins dense.

Dans notre approche, pour une demande de connexion donnée, elle est établie sur la même fibre entre la source et la destination. De ce fait, étant dans un contexte multifibres, une connexion donnée doit être établie sur la même fibre entre la source et la destination. Nous définissons autant de topologie virtuelle qu'il y a de fibres sur un lien donné. Lorsqu'une demande de connexion *cr* arrive dans le réseau, plusieurs topologies virtuelles sont créées. Pour chaque topologie virtuelle, nous déterminons un chemin physique entre le nœud source *s* et le nœud de destination *d*. Supposons la topologie physique avec deux fibres par lien f_1 et f_2 décrite à la figure 5.2, l'on obtiendra deux topologies virtuelles décrites respectivement aux figures 5.3 et 5.4.

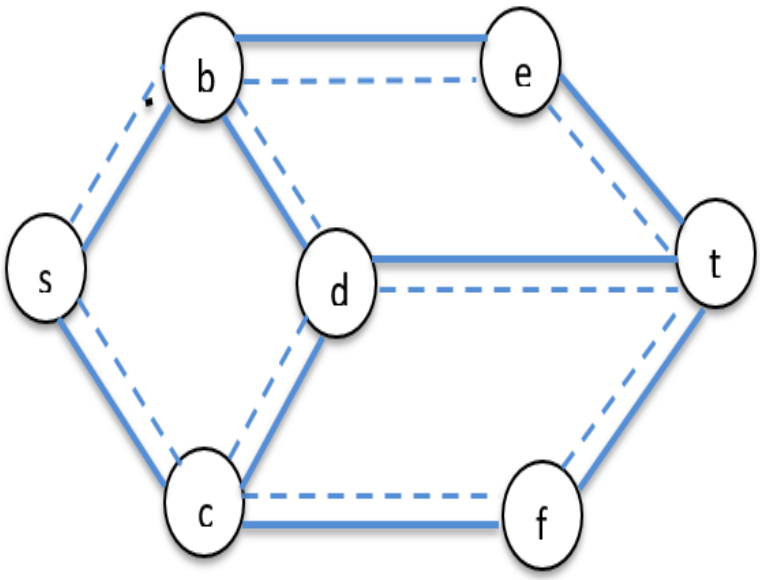


Figure 5.2: Réseau optique élastique multifibres

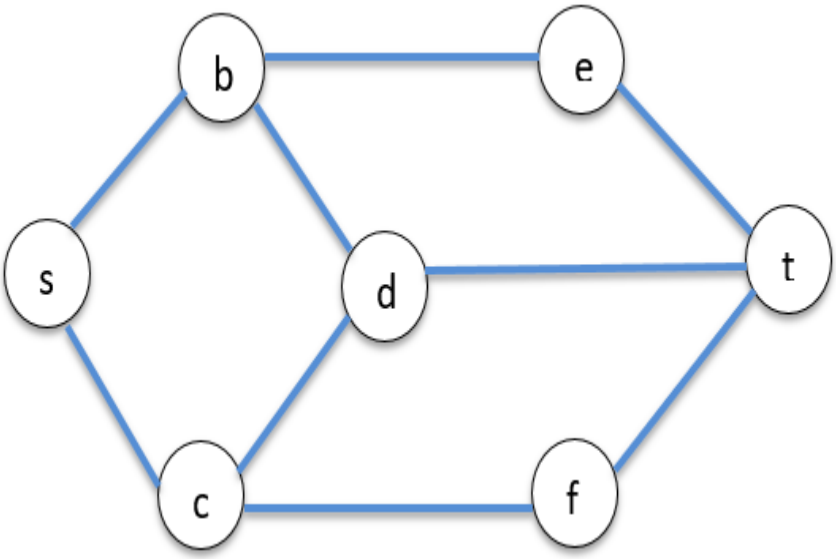


Figure 5.3: Topologie virtuelle 1 à partir de f_1

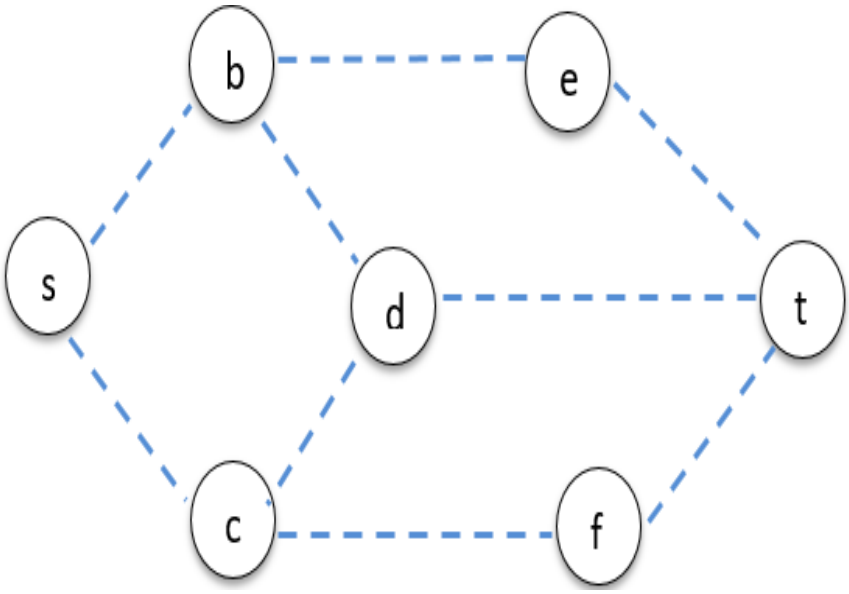


Figure 5.4: Topologie virtuelle 2 à partir de f_2

Un chemin optique est caractérisé par la source, la destination et la fibre optique comme suit:

$p(s,d,f_i)$ où s est la source, d est la destination et i représente la fibre.

Après la construction des différentes topologies virtuelles, pour chaque topologie virtuelle, nous calculons les k plus courts chemins de s à d en utilisant l'algorithme de Dijkstra. Pour chaque chemin trouvé, nous calculons le nombre de slots de fréquences nécessaires pour l'établissement à l'aide de l'équation (5.13). A partir des ressources disponibles sur le chemin, on détermine si ce chemin dispose des ressources pour l'établissement de la demande de connexion. Si oui, on cherche à déterminer les chemins optiques (chemins physiques + ressources spectrales) éligibles. On suppose alors que pour chacun des N topologies et pour chacun des k plus courts chemins de la source à la destination, on détermine les ressources pour chaque chemin physique. On suppose que pour k chemins physiques, on obtient k' chemins optiques avec $k' \leq k$où k est un entier naturel pour chaque topologie virtuelle. On aura au plus $N' * k'$ chemins optiques éligibles pour le réseau où $N' \leq N$.

Cependant, la question liée à cette approche qu'on peut relever est de savoir quel chemin optique sera choisi parmi les $N' * k'$ chemins ?

Pour répondre à cette question, après avoir déterminé les $N' * k'$ chemins optiques éligibles, nous cherchons à déterminer le taux de fragmentation.

Dans ce cas, le chemin optique qui sera choisi comme chemin optimal sera celui qui consomme le moins d'énergie et qui a le plus faible taux de fragmentation ou bien si tous les

chemins optiques consomment la même énergie alors celui de plus faible taux de fragmentation sera choisi. Dans le cas contraire, la demande de connexion est bloquée.

5.4.1. Algorithme de détermination des chemins physiques ADCP

Dans le principe de détermination des chemins physiques par notre algorithme ADCP, pour chaque demande de connexion qui arrive sur le réseau, nous créons autant de topologies virtuelles qu'il y a de fibres sur les liens du réseau définis par le graphe G. Après avoir créé les différentes topologies, nous déterminons les plus courts chemins. Ensuite, nous calculons le coût énergétique pour chaque chemin afin de déterminer le chemin optimal qui aura le coût énergétique minimum.

Algorithme de détermination des chemins physiques (ADCP)

Entrée: Graphe G

Sortie: Le chemin physique optimal

1: Créer les topologies virtuelles issue du graphe G

2. Déterminer les k-plus courts chemins pour chaque topologie

3: Déterminer le coût énergétique de chaque chemin

4: Choisir le chemin physique avec le coût énergétique minimum

Le principe d'allocation des ressources spectrales étudié en [75] s'explique comme suit : lorsqu'une nouvelle demande de connexion arrive du nœud source 2 vers le nœud de destination 5, la table de routage sélectionne le chemin 2-5 ensuite la disponibilité du fragment de spectre auquel la demande appartient est vérifié (voir Tableau 4). Selon la table de routage et basé sur le conflit de graphe, seuls les chemins 1-2-5, 4-2-5 et 2-5-3 ont un chemin en commun avec le chemin 2-5 (voir Tableau 4). En supposant qu'il y a quatre ensembles de slots de fréquence contigus de taille fixe dans le fragment de spectre à savoir x_1, x_2, x_3 et x_4, qui peuvent être alloués à la demande de connexion, calculés selon l'équation (5.7) ; par conséquent, le nombre affecté à chaque lien représente le nombre de fibres sur lesquelles le fragment de spectre est disponible ce qui désigne aussi la capacité actuelle du lien pour un fragment de spectre. Il est donc possible de calculer la capacité de perte total en tenant compte du fragment de spectre x_2. En effet, la capacité de perte total peut d'être expliqué de la manière suivante, pour une demande de connexion attribuée à un chemin candidat *k* avec un fragment de spectre, il peut avoir une perte de capacité pour les autres chemins dans le réseau relatif à ce fragment de spectre alloué. Afin de garantir, l'établissement des futures demandes de connexion, il est préférable

d'attribuer le fragment de spectre à plus faible capacité. Par conséquent, si x_2 est alloué à une demande de connexion, les capacités des autres chemins seront diminuées puisque le lien (2-5) a la plus faible capacité. En considérant les probabilités de sélection des chemins 1-2-5 et 4-2-5, les pertes de capacité sont respectivement de 1 et 0.7. La probabilité de sélection du chemin 2-5-3 est nulle, il n'est donc pas préférable de prendre en compte sa capacité. Les capacités de perte des chemins x_1, x_2, x_3 et x_4 sont respectivement de 1 ; 1,67 ; 0 et 0,67. le fragment de spectre x_3 sera alloué pour cette demande de connexion pour garder une bonne disponibilité sur l'état du réseau après l'établissement de cette demande qui sera favorable aux futures demandes de connexion.

Le partitionnement dédié devrait atténuer le problème de fragmentation. Toutefois, à faible charge, les partitions dédiées peuvent entrainer une sous-utilisation du spectre optique, lorsqu'il n'y a pas de slots libres dans le bloc correspondant à une nouvelle demande de connexion.

Par conséquent, le partage des ressources dédiées est établi afin d'améliorer l'efficacité spectrale. Pour chaque demande de connexion, la disponibilité des slots dans les blocs de spectre dédiés est effectuée pour l'allocation. S'il n'y a pas de slots disponibles dans le bloc, des slots appartenant à d'autres blocs sont examinés pour une éventuelle allocation. Par la suite, les états d'occupation de chaque bloc de spectre sont examinés afin de déterminer l'ensemble des blocs candidats.

5.4.2. Algorithme de détermination des ressources spectrales ADRS

Dans le principe de détermination des ressources spectrales par notre algorithme ADRS, pour un chemin physique donné, après avoir déterminé le nombre de slots de fréquence requis pour la connexion, le plus petit bloc de slots éligible parmi l'ensemble des blocs éligibles est extrait pour être allouer à la demande de connexion.

Algorithme de détermination des ressources spectrales (ADRS)

Entrée: Chemin physique

Sortie: Ressources à utiliser (slots de fréquences libres)

1: Déterminer le nombre de slots pour la connexion
2: Déterminer les blocs de slots du chemin
3: Déterminer les blocs de slots libres éligibles pour la connexion
4: Déterminer le plus petit bloc éligible parmi l'ensemble des blocs éligibles
5: Extraire les blocs de ressources de ce bloc pour la demande de connexion

5.4.3 Algorithme de détermination du meilleur chemin optique ADMC

Dans le principe de détermination du meilleur chemin optique par notre algorithme ADMC, pour une demande de connexion donnée, le chemin optique avec un coût énergétique minimal est choisi. Dans le cas où plusieurs chemins ont le même coût minimal, le chemin qui réduit le taux de fragmentation est choisi.

Algorithme de détermination du meilleur chemin optique (ADMC)

Entrée: Ensemble des chemins, la demande de connexion

Sortie: Chemin optique optimal pour une demande de connexion

1: Calculer le coût énergétique de chaque chemin
2: Déterminer le chemin avec le coût énergétique minimal
3: Si deux chemins ont le même coût minimal Alors
4: Choisir le chemin qui réduit le taux de fragmentation
5: FinSi

Dans le but de résoudre la fragmentation dans le processus de routage et d'allocation de ressources dans les réseaux multifibres, nous avons proposés les algorithmes suivants : l'algorithme de détermination du chemin physique, puis l'algorithme de détermination des ressources spectrales et enfin l'algorithme de détermination du meilleur chemin optique. A partir de ces algorithmes, nous obtenons l'algorithme de minimisation de la fragmentation (AMF) que nous illustrons dans la section suivante.

5.4.4. Algorithme de minimisation de la fragmentation AMF

Algorithme de Minimisation de la Fragmentation AMF

Entrée: Graphe G

Sortie: Le chemin physique et les ressources (slots de fréquences)

1: Créer les topologies virtuelles issue du graphe G
2. Pour chaque demande de connexion qui arrive dans le réseau Faire
3: Pour chaque topologie virtuelle Faire
4: Déterminer les k-plus courts chemins en utilisant *l'algorithme ADCP*
5: Pour chaque plus court chemin Faire
6: Déterminer les ressources pour la connexion *l'algorithme ADRS*
7: Si Ressource trouvée Alors
8: Sauvegarder le chemin physique et ses ressources
9: FinSi
10: FinPour
11: Si chemin optique trouvé Alors
12: Choisir le chemin optimal qui a le coût énergétique minimum en utilisant *l'algorithme ADMC*
13: Sauvegarder le chemin optimal
14: FinSi
15: FinPour
16: Si Chemins optimaux trouvés Alors
17: Choisir le meilleur chemin optimal qui a le plus faible taux de fragmentation
18: FinSi
19: FinPour

5.5. Simulations et discussions des résultats

5.5.1. Paramètres de simulation

Dans cette section, nous discutons des résultats de simulation et évaluons la performance de nos algorithmes proposés avec les algorithmes de la littérature à travers les topologies existantes telles que NSFNET et US-backbone.

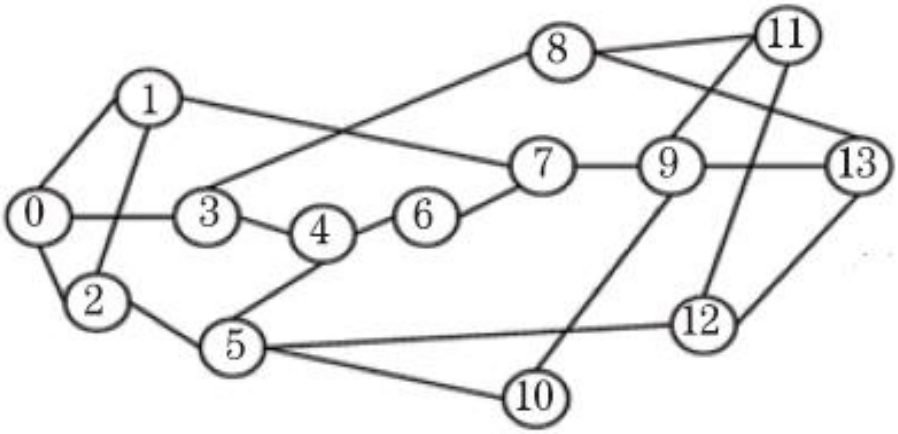


Figure 5.5: Topologie NSFNET

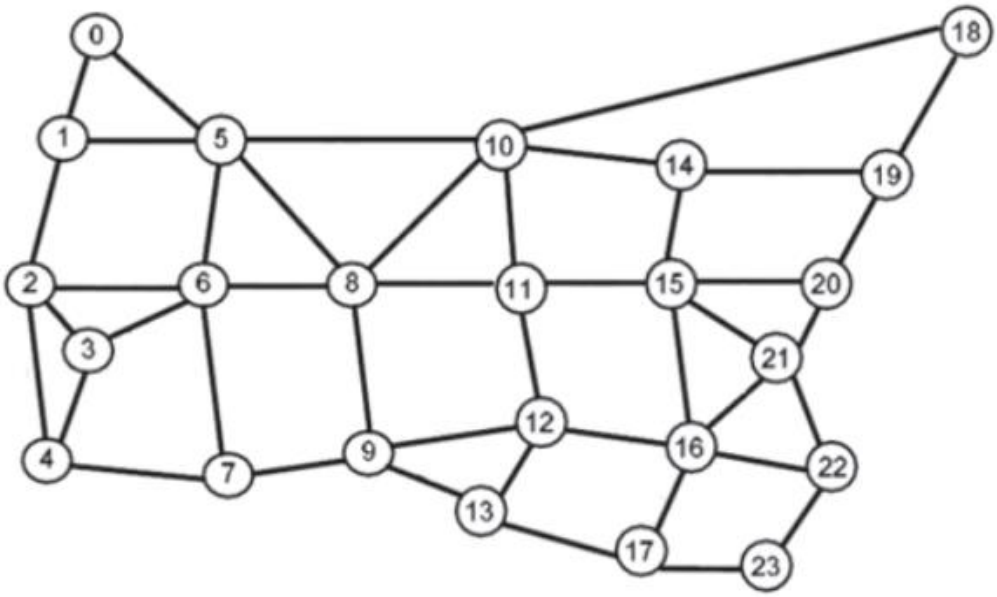


Figure 5.6: Topologie US-backbone

La topologie NSFNET comprend 14 nœuds et 22 liens tandis que la topologie US-backbone comprend 24 nœuds et 43 liens illustrées respectivement à travers les figures 5.5 et 5.6. Nous supposons que chaque lien a un nombre identique de fibre F=10. Le nombre total de slots par fibre et la bande passante de chaque slot sont de 352 et 12.5 GHz respectivement.

Notons aussi que dans notre étude la conversion de fréquence n'est pas prise en compte. Le tableau 6 résume les paramètres de simulations.

Tableau 6: Paramètres de simulation

Paramètres	Valeurs
Nombre de slots/fibre	352
Bande passante d'un slot	12.5 Ghz
Capacité d'un slot de M = 1	12.5 Gbps
Intervalle de débit	12.5 - 400 Gbps
Capacité d'un lien en fibre	4400 Gbps

Entre 10^4 et 10^5 demandes de connexions arrivent selon un trafic dynamique dans le réseau suivant un processus séquentiel et aléatoire. Chaque paire de nœuds source-destination est sélectionnée de manière aléatoire. Nous estimons la capacité d'un lien en fibre optique sur le réseau à 4400 Gbps.

5.5.2. Evaluation de la performance des algorithmes proposés

La performance de nos algorithmes est évaluée en termes de probabilité de blocage et du taux d'utilisation de spectre. La probabilité de blocage se définit comme le rapport entre le nombre de demandes de connexions rejetées et le nombre total de demandes arrivant sur le réseau. Tandis que le taux d'utilisation de spectre ou de ressources spectrales est le rapport entre le nombre de slots occupés et le nombre total de slots disponibles. Pour une meilleure performance de réseau, les taux de probabilité de blocage et d'utilisation de spectre doivent être les plus faibles possibles.

Les figures 5.7 et 5.8 présentent les résultats de la simulation en termes de probabilité de blocage dans les topologies NSFNET et US-backbone respectivement. Ainsi, nous pouvons observer que les courbes suivent sensiblement la même tendance. Les résultats de notre algorithme AMF comparés à ceux de l'algorithme NSA de Jingxin et *al,* montrent que la stratégie AMF permet d'obtenir une probabilité de blocage nettement inférieure pour toutes les charges du trafic dans les deux topologies.

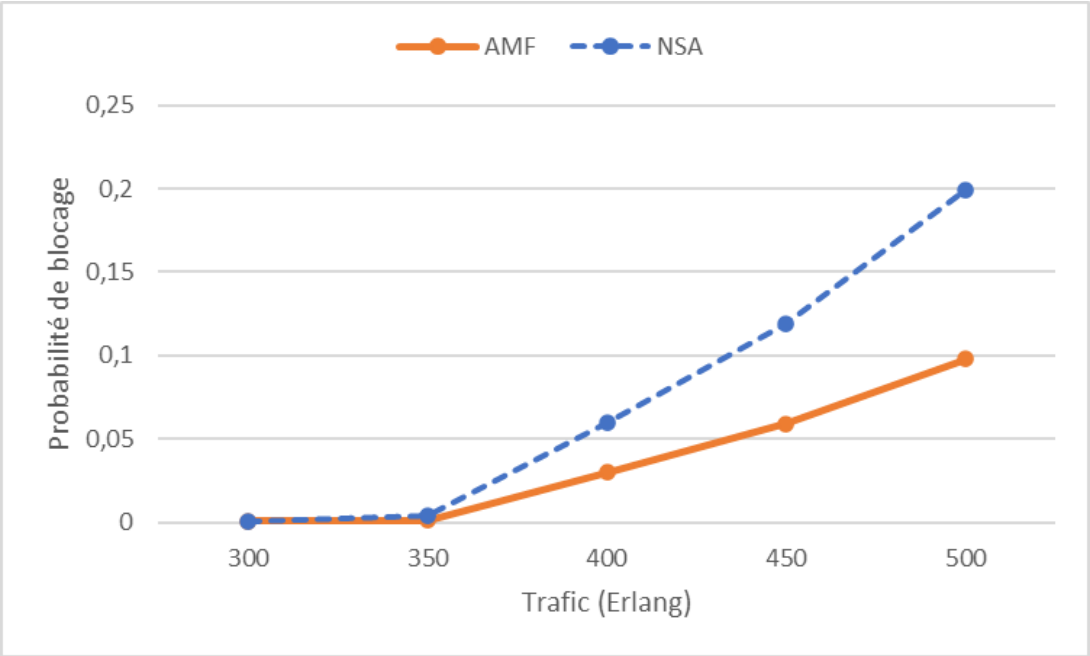


Figure 5.7: Probabilité de blocage de AMF et NSA dans la topologie NSFNET

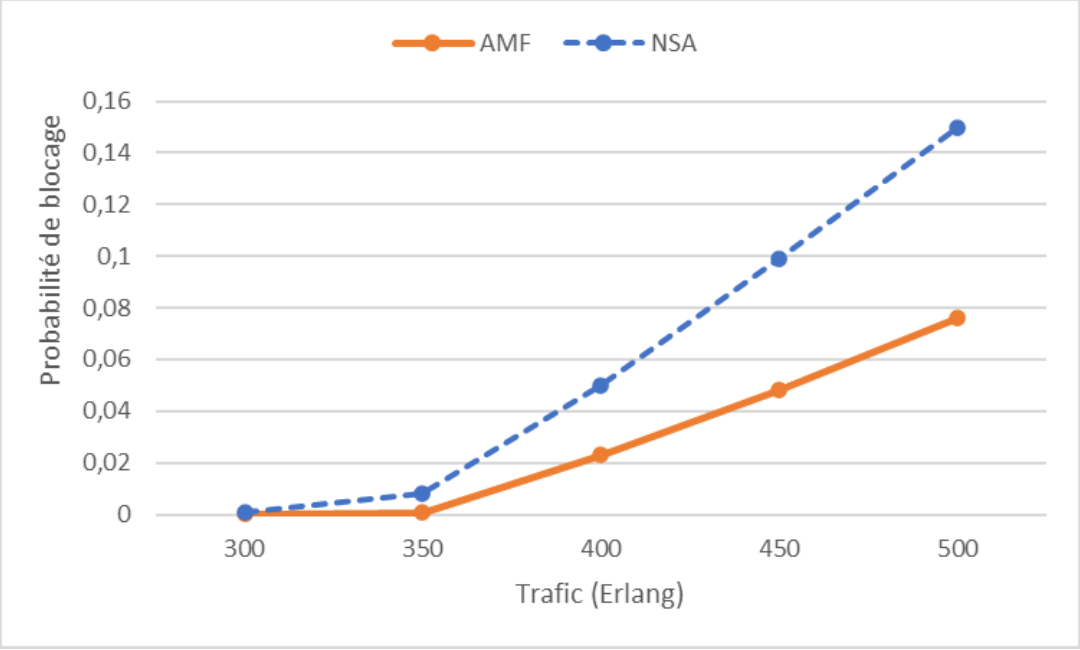


Figure 5.8: Probabilité de blocage de AMF et NSA dans la topologie US-backbone

Plusieurs observations peuvent être faites à partir des résultats obtenus: entre 300 et 350 Erlang la probabilité de blocage est approximement la même pour les deux approches dans les deux topologies. Cependant, nous remarquons une réduction de 16% et 19.4% en termes de

probabilité de blocage par notre approche proposée AMF comparée à l'approche NSA pour les topologies US-backbone et NSFNET respectivement. Cela s'explique par le fait que lorsque le spectre inutilisé devient de plus en plus grand, les noeuds rejettent les demandes de connexions entrantes en raison de la limite de la capacité spectrale. Cela démontre l'efficacité à la fois du routage et de l'allocation de spectre de notre algorithme.

Le taux d'utilisation de spectre en fonction de la charge du trafic du réseau est présenté à travers les figures 5.9 et 5.10 pour les topologies NSFNET et US-backbone. Notons que le nombre de ressources s'accroit lorsque la charge du réseau augmente.

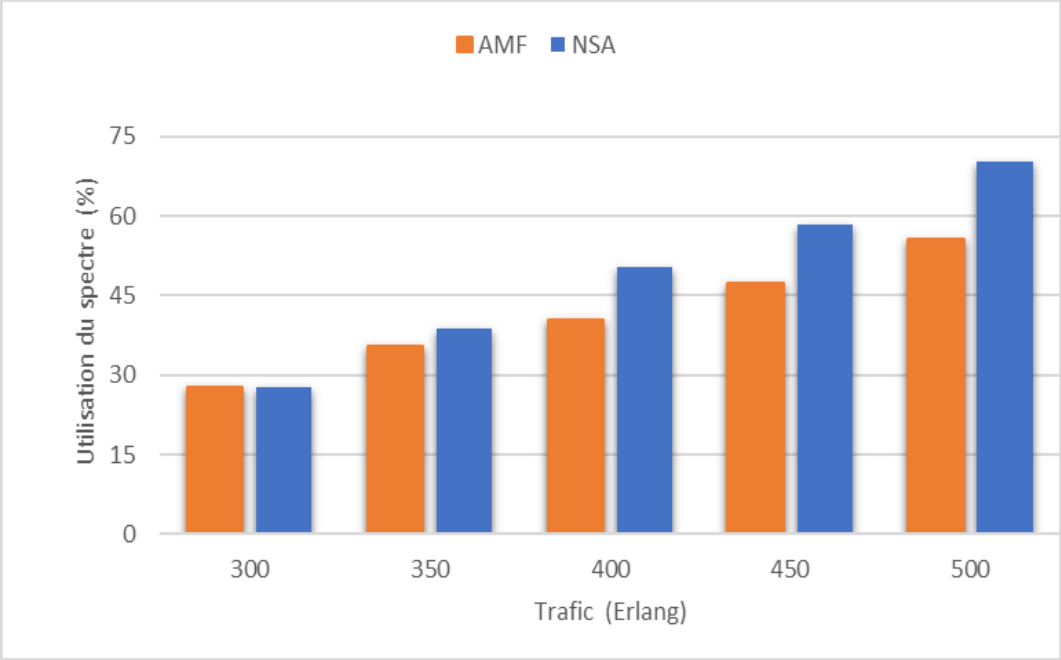


Figure 5.9: Taux d'utilisation de spectre de AMF et NSA dans la topologie NSFNET

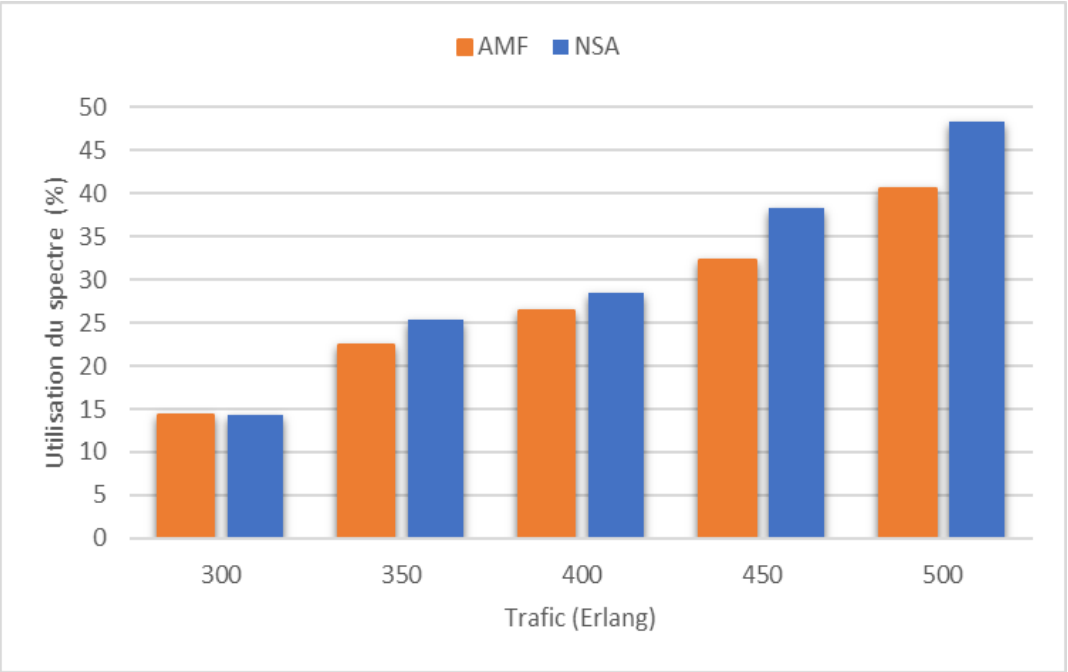


Figure 5.10: Taux d'utilisation de spectre de AMF et NSA dans la topologie US-backbone

Comme nous pouvons le constater sur ces figures, notre approche AMF requiert un taux minimum d'utilisation de ressources spectrales. Les résultats de simulations présentent un gain de 18.7% et 38.9% en termes d'efficacité d'utilisation de spectre pour les topologies US-backbone et NSFNET respectivement. Les résultats montrent que montrent que l'algorithme NSA a un léger impact sur la qualité de service qui est d'une importance capitale pour la rentabilité du forunisseur et surtout pour la satisfaction du client, d'où l'amélioration significative que présente notre algortihme AMF en terme de qualité de service.

Notons que compte tenu de la charge du trafic, les auteurs en [75] calcule l'ensemble des chemins et la probabilité de sélection de chemins pour chaque paire de noeud source-destination dans un contexte static, i.e où la topologie du réseau et les demandes de connexion qui arrivent sur le réseau sont connus d'avance ; ce qui permet d'avoir une meilleure complexité algorithmique à notre approche. Cependant, dans notre approche AMF le routage et l'allocation de spectre se font dynamiquement et permettent d'obtenir une bonne performance en taux d'utilisation du spectre.

5.6. Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé des algorithmes heuristiques pour minimiser la fragmentation du spectre optique pour les demandes de connexions dynamiques dans les

réseaux optiques élastiques multifibres. Cette méthode permet une gestion optimale des slots de fréquences dans le processus de routage adaptatif afin de libérer de l'espace suffisant pour desservir de futures demandes de connexions. Ainsi, nous discutons des résultats de simulation puis évaluons l'efficacité de la performance des algorithmes proposés avec les algorithmes de la littérature à travers les topologies NSFNET et US-backbone. Notre approche proposée, contrairement aux approches existantes dans la littérature qui, comptent tenu de la charge du trafic calculent la probabilité de sélection des chemins pour chaque nœud du réseau dans un contexte statique, permet d'atteindre une bonne performance en termes de probabilité de blocage et d'utilisation des ressources spectrales dans un scénario dynamique pour un réseau en phase opérationnelle.

Cependant dans cette approche, nous supposons qu'une demande de connexion doit être établie sur la même fibre entre la source et la destination. Pour pallier cette limite dans le chapitre 6, nous proposons une autre approche de routage et d'allocation de ressources qui considère qu'une demande de connexion peut être établie sur différentes fibres optiques sur un chemin donné tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté du spectre.

Chapitre 6 : Algorithmes de routage dynamique et allocation de spectre pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)

Sommaire

6.1. Introduction 105

6.2. Modélisation mathématique de la topologie du réseau..... 105

6.2.1. Modélisation de la topologie du réseau…….105

6.2.2. Coût énergétique des composants du réseau…….106

6.3. Algorithme RSA dynamique pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)..... 108

6.3.1. Algorithme de sélection des chemins physiques (ASCP)……110

6.3.2. Algorithme de sélection de blocs de ressources (ASBR)…….111

6.3.3. Algorithme de sélection du meilleur chemin (ASMC)…….1111

6.3.4. Algorithme de routage dynamique et d'allocation de spectre pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)……112

6.4. Evaluation de la performance……112

6.4.1. Paramètres de simulation……..……..112

6.4.2. Analyse des résultats de simulation……114

6.5 Conclusion..... 117

6.1. Introduction

Ces dernières décennies, le comportement hétérogène et dynamique du trafic sur internet impose des exigences en matière d'allocation adaptative des ressources de l'infrastructure du réseau optique. Cependant, l'avènement des réseaux optiques multifibres a mis à nu un degré de fragmentation du spectre plus élevé que les réseaux conventionnels à grille flexible en raison de l'établissement et du retrait dynamique et aléatoire des connexions optiques. Nous proposons les algorithmes heuristiques de routage et d'allocation dynamique de slots pour minimiser la fragmentation du spectre et réduire la probabilité de blocage des futures demandes de connexion en tenant compte de la consommation d'énergie dans les réseaux optiques élastiques multifibres. Dans notre approche, nous considérons qu'une demande de connexion peut être établie sur différentes fibres sur un chemin donné tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté du spectre.

La suite de ce chapitre est organisée comme suit.la section 6.2 présente la modélisation mathématique du réseau optique élastique multifibres. La section 6.3 présente les algorithmes dynamiques de routage et d'allocation de ressources pour réduire la fragmentation (RSA-RF) dans les réseaux optiques élastiques multifibres prenant en compte la consommation d'énergie. Les résultats de simulation et les discussions sur l'évaluation des performances de notre stratégie de routage et d'allocation du spectre sont présentées dans la section 6.4. La section 6.5 conclut le chapitre.

6.2.Modélisation mathématique de la topologie du réseau

6.2.1. Modélisation de la topologie du réseau

Nous définissons la topologie du réseau optique élastique multifibres par un graphe G (V, E, Rs, C) dans lequel:

- V désigne l'ensemble des nœuds optiques (OXC);
- $E = \{(i,j)$; i ≠ j , i et j sont les sommets du graphe } représente l'ensemble des liens du réseau où chaque lien contient plusieurs fibres en supposant que le nombre de fibres sur chaque lien est identique ;
- $R_s = \left\{R_{s_1}^k, R_{s_2,\dots,}^k R_{s_m}^k\right\}_{m \in \mathbb{N}}$, F désigne le nombre de fibres par lien et m le nombre de slots tel que $1 \leq m \; et \; 1 \leq k \leq F$;
- $C = \{c_1, c_2, \dots, c_m\}$ dénote de l'ensemble des demandes de connexions du réseau,

$c_{sd} = (s_c, d_c, \omega_c)$ réprésente une demande de connexion *c* entre une source *s* et une destination *d* pour un débit ω exprimé en Gb/s.

Pour une demande de connexion c_{sd} sur un chemin *p*, le nombre de slot de fréquence *NRs* est calculé suivant l'équation (6.1) :

$$NR_s\big(p(c_{sd})\big) = \frac{\omega_{c_{sd}}}{M(p(c_{sd}).\,\omega_{c_{sd}}} + GB \tag{6.1}$$

où :

- $\omega_{c_{sd}}$ désigne la vitesse du signal optique pour un slot de fréquence exprimée en GHz
- $M\big(p(c_{sd})\big) = Mdft(\sum_{(i,j)\in p} l(i,j)$ (6.2)
  où $Mdft(.)$ est une fonction qui retourne le coefficient du format de modulation approprié ; (6.3)

  l représente la longueur du lien de la source à la destination sur le chemin *p*.
- GB désigne la bande garde de protection.

6.2.2. Coût énergétique des composants du réseau

La révolution du transport optique est l'une des technologies des plus prometteuses pour parvenir à aller au-delà des performances jusque-là offertes par les réseaux classiques. Cependant, l'un des principaux défis de cette technologie est la consommation énergétique des différents composants optiques nécessaires à son implémentation. Par conséquent, pour une demande de connexion c_{sd}, le coût énergétique d'un chemin optique est calculé en fonction des éléments essentiels à savoir la consommation énergétique d'un Amplificateur à Fibre Dopée à l'Erbium (EFDA), la consommation énergétique d'un nœud optique (OXC) et la consommation énergétique d'un slot de fréquence selon l'équation (6.4) comme suit :

$$EC\big(p(c_{sd})\big) = C_{slot} \times PC_{slot} \times (NR_s(p(c_{sd}) - GB) \tag{6.4}$$
$$+ \left(\sum_{(i,j)\,\in\, c_{sd}} C_{OXC} \times \boldsymbol{PC_{OXC}} + \sum_{(i,j)\,\in\, c_{sd}} C_{AMP} \times PC_{AMP} \times (\sigma(i,j) + 2) \right)$$
$$\times \frac{NR_s(p(c_{sd}))}{\sum_{(i,j)\in\, l} slot}$$

avec

- $\boldsymbol{\sigma(i,j)} = \begin{cases} \mathbf{0}, & \boldsymbol{si}\ \frac{\boldsymbol{l(i,j)}}{\boldsymbol{d_{Amp}}} \leq \mathbf{1} \\ \left\lceil \frac{\boldsymbol{l(i,j)}}{\boldsymbol{d_{Amp}}} \right\rceil & \boldsymbol{sinon} \end{cases}$;

- $\boldsymbol{GB}$ représente le nombre de bande de garde par connexion ;

- $\boldsymbol{C_{slot}}$ représente le coût de la puissance consommée par un slot ;
- $\boldsymbol{PC_{slot}}$ désigne la puissance consommée par un slot ;
- $\boldsymbol{C_{Amp}}$ désigne le coût de la puissance consommée par un amplificateur EFDA ;
- $\boldsymbol{PC_{Amp}}$ représente la puissance consommée par un amplificateur EFDA ;
- $\boldsymbol{C_{OXC}}$ représente le coût de la puissance consommée par un nœud optique OXC ;
- $\boldsymbol{PC_{OXC}}$ désigne la puissance consommée par un nœud optique OXC ;
- et $\sum_{(i,j)\in l} \boldsymbol{slot}$ désigne le nombre total de slots par lien.

Le nombre de slots s'accroit avec la distance du chemin que doit parcourir une connexion d'une source à une destination selon le débit et le format de modulation. Par conséquent, pour une demande de connexion donnée, le nombre d'amplificateurs intervenant dans son établissement est fonction de la distance du chemin c'est-à-dire plus la distance du chemin est grande et plus le nombre d'amplificateurs est considérable de même lorsque la longueur du chemin de la demande de connexion est petite, le nombre d'amplificateurs est moins élevé. On en déduit qu'une demande de connexion qui sera établie sur une longue distance nécessitera alors plus d'amplificateurs et de nœuds optiques avec une plus grande consommation énergétique qu'une connexion établie sur une distance plus petite avec un nombre moins élevé d'amplificateurs et de nœuds optiques. Dans ce cas, la distance que doit parcourir une connexion, le nombre d'amplificateurs EDFA et le nombre de nœuds optiques OXC constituent des paramètres essentiels dans la consommation énergétique dans un lien.

Pour une connexion donnée, la capacité d'un slot et la portée du signal dépend du format de modulation choisi dans le cas du routage adaptatif. Dans les réseaux optiques élastiques, l'utilisation des transpondeurs optiques avec des débits hétérogènes basés sur la technique de multiplexage par répartition orthogonale de fréquence sans dispersion permet d'exploiter plusieurs formats de modulation pour différentes sous-porteuses pour garantir une flexibilité des demandes de connexion.

La portée maximale du signal optique et l'énergie consommée par un slot en fonction du format de modulation sont représentées dans le tableau 7.

Tableau 7: Caractéristiques des formats de modulation et énergie consommée par un slot en fonction de la portée optique

MF	Index	Capacité d'un slot	Portée optique	Énergie consommée/Transpondeur
BPSK	1	12.5 Gb/s	4000 Km	112.374 W
QPSK	2	25 Gb/s	2000 Km	133.416 W
8QAM	3	37.5 Gb/s	1000 Km	154.457 W
16QAM	4	50 Gb/s	500 Km	175.498 W
32QAM	5	62.5 Gb/s	250 Km	196.539 W
64QAM	6	75 Gb/s	125 Km	217.581 W

6.3. Algorithme RSA dynamique pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)

Dans notre approche, nous considérons qu'une demande de connexion peut être établie sur différentes fibres sur un chemin donné tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté du spectre. Ainsi, nous supposons la topologie physique ci-dessous :

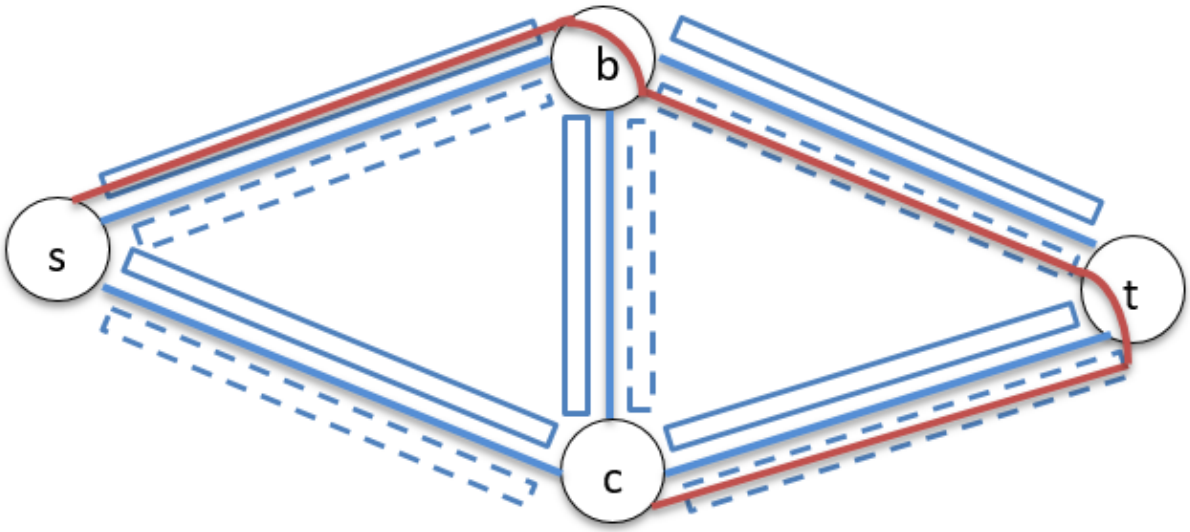


Figure 6.1: Topologie du réseau du réseau multifibres

Ainsi, un chemin optique est caractérisé par la source, la destination et la fibre optique comme suit:

$p(s, d, f_i)$ où *s* est la source, *d* la destination et *i* représente la fibre.

Soit B_{li} l'ensemble de slots du lien l_i tel que:

$$B_{l_i} = \left\{ b_{l_i}^{f} : f \in F(l_i) \right\} \quad (6.5)$$

où $F(l_i)$ est l'ensemble des fibres du lien l_i

b_{li}^{f} est une partition de l'ensemble B_{li}, le bloc de slot du lien sur la fibre f.

(6.6)

Soit $F(p(i,j)) = \{f_k : f_k \in p(i,j\}$

l'ensemble des fibres appartenant au chemin p de la source i à la destination j.

Soit $L(p(i,j)) = \{l_k : l_k \in p(i,j)\}$ (6.7)

l'ensemble des liens du chemin p entre la source i et la destination j.

Chaque lien $l_k$dispose d'un ensemble de blocs de fibres disjoints et distincts.

Dans le processus de détermination de l'ensemble des blocs de slots d'un chemin, nous créons des combinaisons d'intersection entre les blocs de chaque ensemble B_{li} où $l_i \in p$; ce qui permet d'obtenir l'ensemble des blocs de slots du chemin.

Soit $B(p(i,j)) = \left\{b_{f_i,f_g,\dots,f_q} : f_i, f_g, \dots, f_q \in p(i,j)\right\}$ (6.8)

Où $b_{f_i,f_g,\dots,f_q} = \cap\, b_{l_k}^{f_k}, \forall\, l_k \in l(p(i,j))$ (6.9)

$f_k \in \{f_i, f_g, \dots, f_q\}$

$f_k \in F(l_k)$

Soit $BC(i,j) = \left\{b_{f_i,f_g,\dots,f_q} : \left|b_{f_i,\dots,f_q}\right| \geq NR_s\right\}$ (6.10)

tel que $f_i, f_g, \dots, f_q \in p(i,j)$

A travers la figure 6.2, nous pouvons illustrer notre processus d'allocation de ressources à travers cette approche de la manière suivante :

Considérons trois nœuds *s*, *b* et *t* reliés par six fibres numérotées de 1 à 6 et disposants respectivement de 3 slots f_1(1,2,3), 4 slots f_2(1,2,3,4), 5 slots f_3(1,2,3,4,5), 4 slots f_4(2,3,4,5), 4 slots f_5(1,2,3,4) et 4 slots f_6(2,3,4,5).

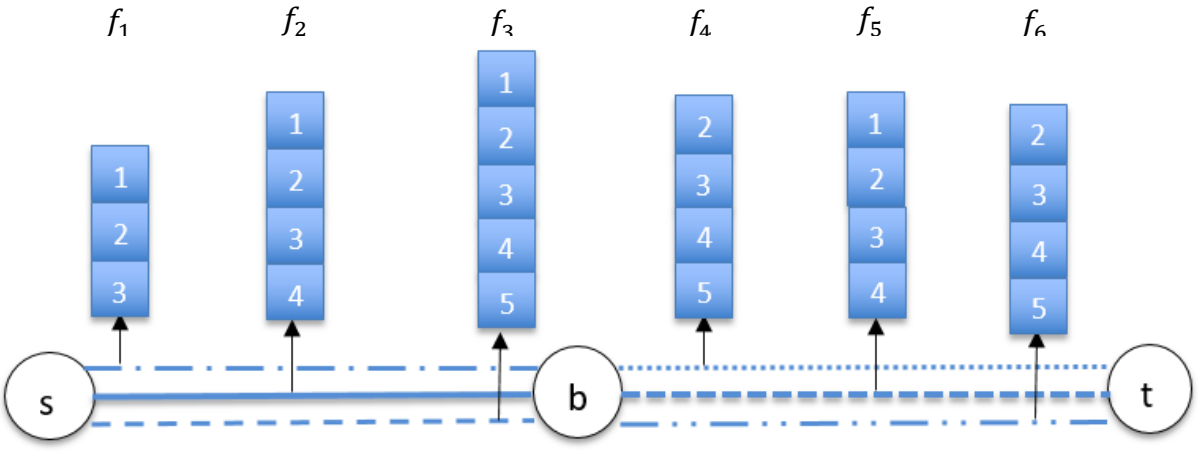


Figure 6.2: Processus d'allocation de ressources pour 6 fibres

Une demande de connexion arrive sur le réseau nécessitant 4 ressources continues et contigus de la source à la destination.

Soient $BC(s,b) = \left\{ b_{(s,b)}^{f_i} : f_i \in F(s,t) \right\}$

l'ensemble des blocs de slots de fréquence continus et contigus sur le lien (s,b)

et $BC(b,t) = \left\{ b_{(b,t)}^{f_i} : f_i \in F(s,t) \right\}$

l'ensemble des blocs de slots de fréquence continus et contigus sur le lien (b,t).

On a donc:

$BC(s,b) = \left\{ b_{(s,b)}^{1}, b_{(s,b)}^{2}, b_{(s,b)}^{3} \right\}$ et $BC(b,t) = \left\{ b_{(b,t)}^{4}, b_{(b,t)}^{5}, b_{(b,t)}^{6} \right\}$

Pour déterminer l'ensemble des blocs de slots du chemin de *s* à *t*, nous créons les combinaisons d'intersection entre les blocs de chaque ensemble B(s,b) et B(b,t);

On obtient donc l'ensemble des blocs de slots candidats du chemin de *s* à *t* vérifiant l'équation (6.10),

BC(s,t) = {(1,2,3,4); (2,3,4,5)}.

Dans notre algorithme ASCP, pour chaque demande de connexion qui arrive dans le réseau ; nous déterminons, d'abord les plus courts chemins de la source à la destination. Ensuite, parmi l'ensemble des liens du graphe G et pour chaque plus court chemin, nous déterminons le coût énergétique de chaque chemin. Et enfin, le chemin optimal avec un coût énergétique minimal est choisi pour desservir la connexion.

6.3.1. Algorithme de sélection des chemins physiques (ASCP)

Entrée: Graphe G (V, E, Rs, D)

Sortie: Le chemin physique optimal

1: Pour chaque demande de connexion qui arrive dans le réseau d'une source *s* à une destination *d* Faire

2. Déterminer les k-plus courts chemins

3: Pour chaque chemin trouvé Faire

4: Déterminer le coût énergétique selon *l'équation (6.4)*

5: Sélectionner le k-plus court chemin avec le coût énergétique minimum

8: FinPour

Dans le processus de détermination des ressources spectrales par notre algorithme ASBR, pour chaque chemin physique optimal trouvé, nous déterminons les blocs de ressources de chaque lien. Lorsque des blocs de ressources sont disponibles dans le réseau, nous créons des blocs d'intersections entre les blocs de chaque ensemble. Puis nous déterminons les blocs de ressources éligibles pour une demande de connexion donnée, de la source *s* à la destination *d*. Ensuite, nous calculons le coût d'allocation *CA* selon l'équation (6.1) et le plus petit bloc de slots éligibles avec un coût d'allocation minimum est extrait pour desservir la connexion.

6.3.2. Algorithme de sélection de blocs de ressources (ASBR)

Entrée: Chemin physique optimal

Sortie: Blocs de ressources à utiliser

1: Déterminer les blocs de ressources de chaque lien

2: Si blocs de ressources trouvés Alors

3: Créer les blocs d'intersections entre les blocs de chaque ensemble B_{li} en utilisant *les équations (6.5) à (6.10)*

4: Déterminer les blocs éligibles pour la connexion c_{sd}

5: Calculer le coût d'allocation *AC* pour chaque bloc de slots éligibles à partir de *l'équation (6.1)*

6: Extraire le plus petit bloc de slots éligibles pour la connexion c_{sd} avec le coût d'allocation minimum AC_{min}

7: FinSi

Dans le principe de sélection du meilleur chemin optique par notre algorithme ASMC, pour chaque demande de connexion qui arrive sur le réseau, nous calculons le coût énergétique de chaque chemin afin de déterminer le chemin optique avec un coût énergétique minimal. Dans le cas où plusieurs chemins ont le même coût énergétique minimal, le chemin optique qui a le coût d'allocation minimal est choisi dans le but de minimiser la fragmentation.

6.3.3. Algorithme de sélection du meilleur chemin (ASMC)

Entrée: La demande de connexion et l'ensemble des chemins optiques

Sortie: Chemin optique optimal pour une demande de connexion

1: Calculer le coût énergétique de chaque chemin en utilisant *l'équation (6.4)*

2. Déterminer le chemin optique avec le coût énergétique minimum EC_{min}

3: Si deux chemins optiques ont le même coût énergétique minimum Alors

5: Sélectionner le chemin optique qui a un coût d'allocation minimum AC_{min}

6: FinSi

6.3.4. Algorithme de routage dynamique et d'allocation de spectre pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres (RSA-RF)

Entrée: Graphe G (V, E, Rs, D)

Sortie: Le chemin physique et les ressources spectrales

1: Pour chaque demande de connexion qui arrive dans le réseau Faire
2. Déterminer les k-plus courts chemins en utilisant l'*algorithme ASCP*
3: Pour chaque plus court chemin trouvé Faire
4: Déterminer les ressources pour la connexion selon *l'algorithme ASBR*
5: Si Ressource trouvé Alors
6: Sauvegarder le chemin physique et ses ressources
7: Finsi
8: FinPour
9: Si chemin optique trouvé Alors
10: Sélectionner le chemin optimal selon l'*algorithme ASMC*
11: Sauvegarder le chemin optique optimal
12: Sinon Si deux chemins ont le même coût d'allocation Alors
13: Choisir le chemin optimal qui a le coût énergétique minimum EC_{min}
14: Sauvegarder chemin optimal ($p(i,j)$, AC_{min}, EC_{min})
15: FinSi
16: Si chemins optimaux trouvés Alors
17: Sélectionner le meilleur chemin optimal qui a un coût d'allocation minimum AC_{min}
18: FinSi
19: FinPour

6.4. Evaluation de la performance

Pour démontrer l'efficacité et la performance des algorithmes proposés, plusieurs expériences sont menées et les résultats expérimentaux sont présentés dans cette section. Dans la section 6.4.1, les paramètres de simulation sont présentés. Les analyses des résultats de simulation sont présentées dans la section 6.4.2.

6.4.1. Paramètres de simulation

Nos simulations ont été effectuées sur deux topologies réseau NSFNET et US-backbone pour évaluer la performance de notre approche. La topologie NSFNET présente 14 nœuds et 22 liens bidirectionnelles tandis que la topologie US-backbone comprend 24 nœuds et 43 liens

bidirectionnelles illustrées à travers les figures 6.3 et 6.4 respectivement. Chaque lien comprend F nombre identique de fibres avec F = 10. Nous estimons la capacité d'un lien par fibre optique à 4400 Gb/s. Chaque slot a une bande passante de 12.5 GHz, ce qui signifie qu'il y a 352 slots par fibre optique.

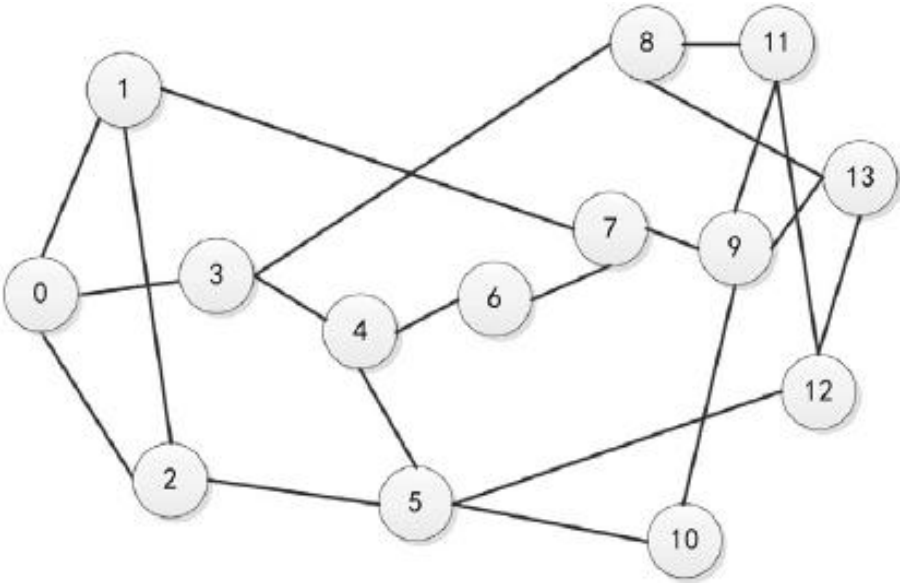


Figure 6.3: Topologie NSFNET

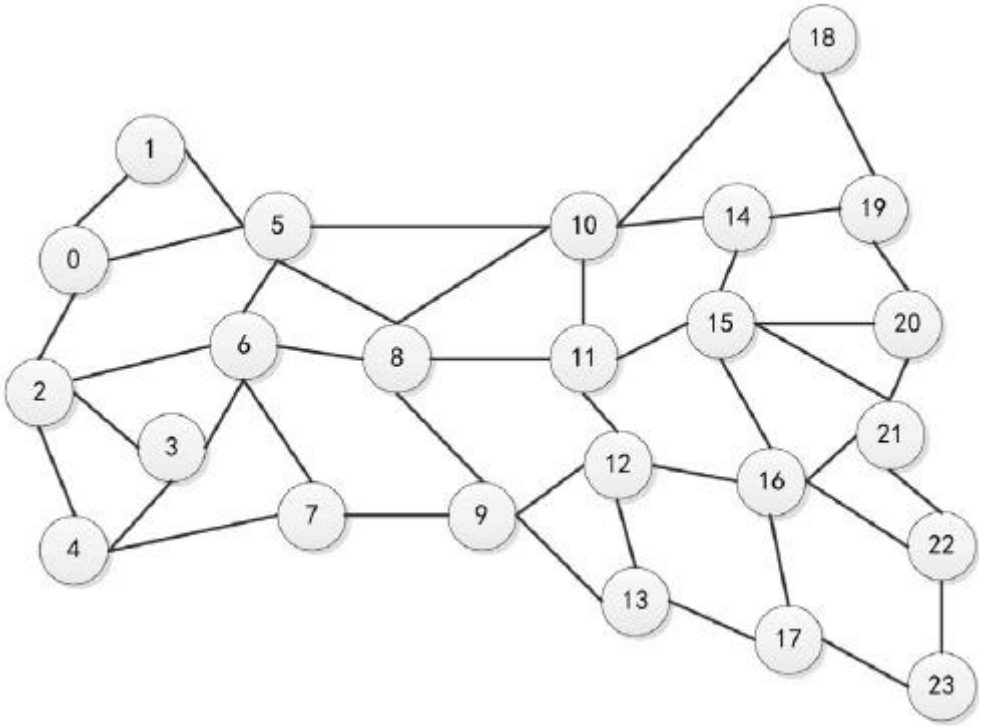


Figure 6.4: Topologie US-backbone

Chaque paire de nœud source-destination est sélectionnée aléatoirement. Les demandes de connexion arrivent selon un trafic dynamique suivant un processus séquentiel et aléatoire dans le réseau. Les formats de modulation et l'énergie consommée par slot en fonction de la portée optique utilisées dans nos simulations sont indiquées dans le Tableau 7.

6.4.2. Analyse des résultats de simulation

Nous évaluons la performance de l'algorithme RSA-RF proposé en fonction de deux paramètres du réseau à savoir la probabilité de blocage et le taux d'utilisation des ressources spectrales. Notons que pour une meilleure performance réseau, les taux de probabilités de blocage et d'utilisation des ressources spectrales doivent être minimums. Nous comparons notre approche avec l'approche présentée en [75].

Les figures 6.5 et 6.6 présentent les résultats de simulation de la probabilité de blocage des algorithmes RSA-RF et NSA dans les topologies NSFNET et US-backbone respectivement. Nous observons sur les deux figures que les courbes suivent les mêmes tendances. Lorsque nous comparons les résultats entre les approches RSA-RF et NSA, nous remarquons qu'entre 300 et 350 Erlangs, la probabilité de blocage est sensiblement la même et qu' à partir de 350 Erlangs, l'algorithme RSA-RF atteint une probabilité de blocage nettement inférieur à l'algorithme NSA dans les deux topologies. Cette performance montre que l'algorithme RSA-RF réduit la fragmentation du spectre causée par l'établissement et le retrait croissant des demandes de connexions avec des débits hétérogènes. Cela est dû au fait que pour la sélection du meilleur chemin optique pour chaque demande de connexion, l'algorithme RSA-RF tient compte du coût d'allocation le plus petit possible pour la détermination des blocs de ressources spectrales éligibles pour desservir la connexion. Cependant, nous pouvons voir que la probabilité de blocage dans la topologie US-backbone est meilleure que celle de la topologie NSFNET, cela s'explique par le fait que la topologie US-backbone offre plus de possibilités pour l'établissement des demandes de connexion d'une source à une destination dans les deux approches.

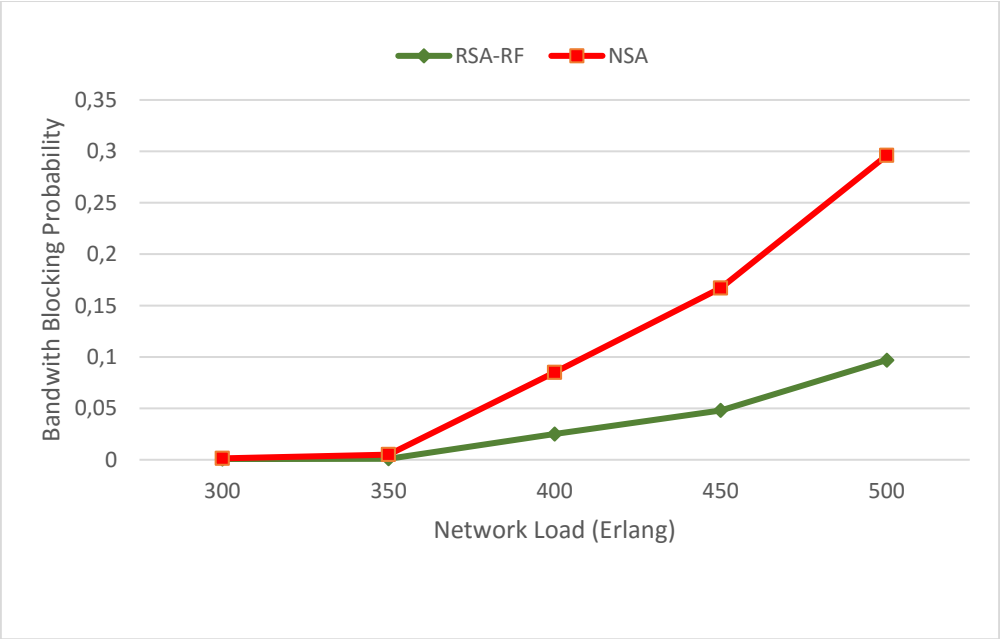


Figure 6.5: Probabilité de blocage de RSA-RF et NSA (NSFNET)

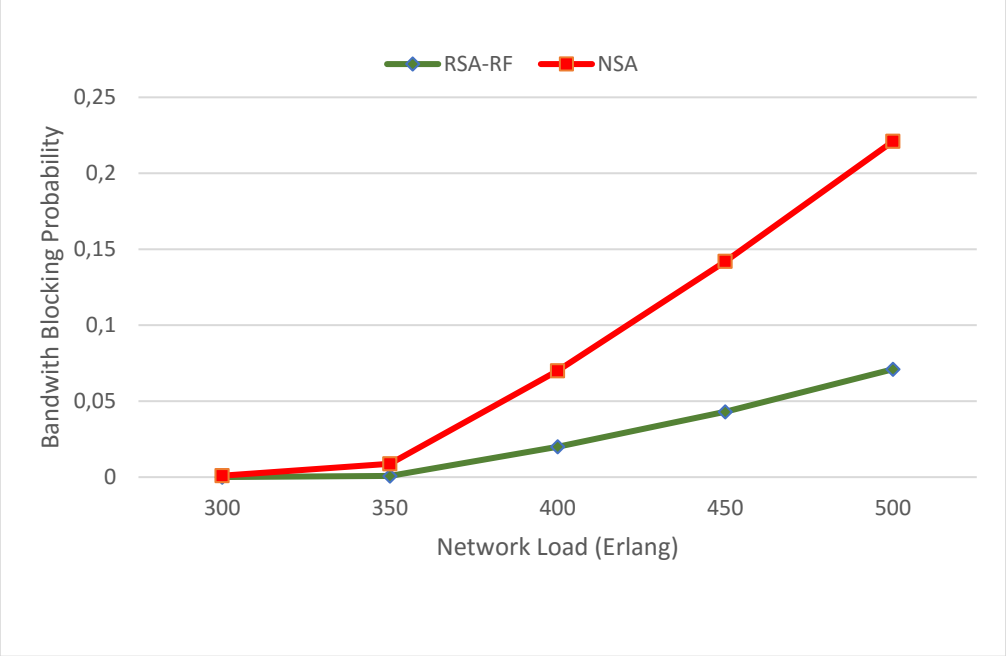


Figure 6.6: Probabilité de blocage de RSA-RF et NSA (US-backbone)

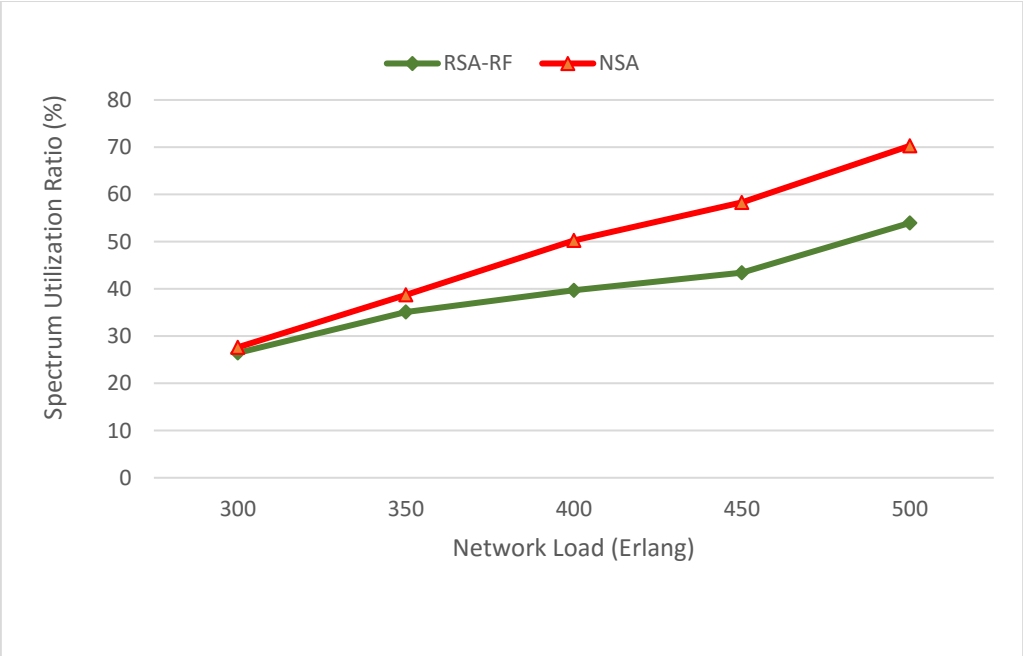


Figure 6.7: Utilisation du spectre de RSA-RF et NSA (NSFNET)

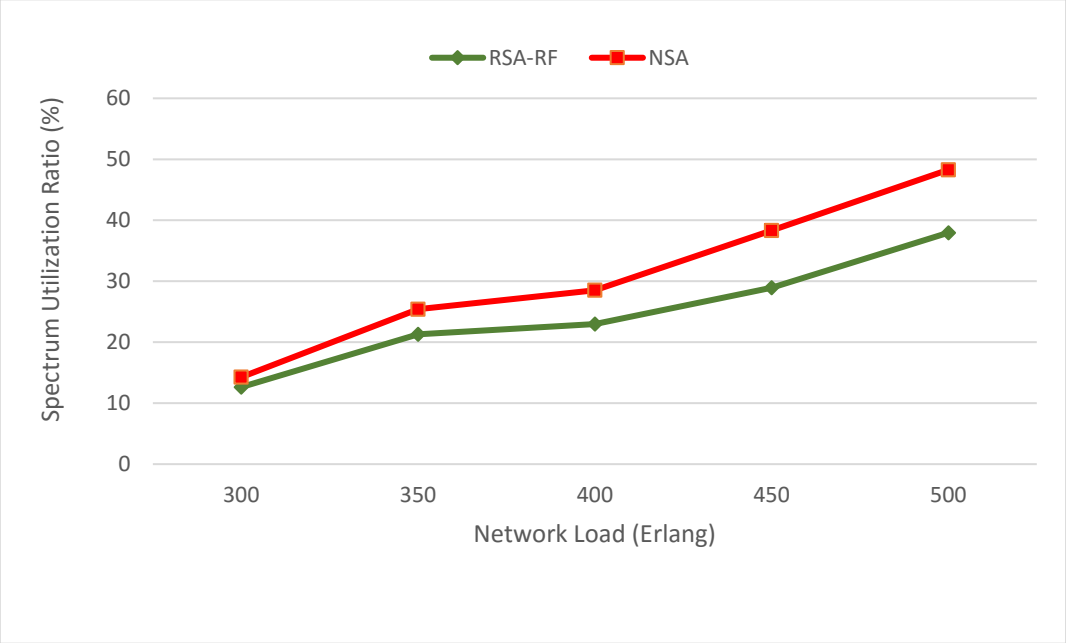


Figure 6.8: Utilisation du spectre de RSA-RF et NSA (US-backbone)

Les figures 6.7 et 6.8 présentent la performance en termes de taux d'utilisation du spectre en fonction de la charge du réseau dans les topologies NSFNET et Us-backbone respectivement.

Nous remarquons que dans les deux topologies, l'approche RSA-RF présente une meilleure performance en termes d'utilisation des ressources spectrales pour toutes les charges du réseau. Cela montre que l'algorithme NSA a un léger impact sur l'allocation dynamique des ressources

spectrales pour les demandes de connexion avec des débits hétérogènes. Dans la mesure où, l'algorithme NSA calcule l'ensemble des chemins et la probabilité de sélection des chemins en mode offline. Cela démontre de la performance à la fois du routage et de l'allocation dynamique de notre algorithme.

6.5 Conclusion

Dans ce chapitre, pour réduire la fragmentation dans les réseaux optiques élastiques multifibres, nous avons proposé des algorithmes heuristiques de routage et d'allocation de ressources spectrales avec économie d'énergie dans un contexte de trafic dynamique dans les réseaux optiques élastiques multifibres. Quatre algorithmes et un nouveau paramètre coût d'allocation AC ont été implémentés à savoir l'algorithme de sélection des chemins physiques ASCP, l'algorithme de sélection du meilleur chemin optique ASMC et l'algorithme de sélection des blocs de ressources ASBR pour les demandes de trafic dynamiques dans les réseaux optiques élastiques avec plusieurs fibres par lien. Notre approche apporte ainsi plus de flexibilité et de robustesse dans la gestion et l'allocation des ressources de l'infrastructure réseau optique. Les algorithmes proposés sont évalués par simulation des topologies NSFNET et US-Backbone suivant un trafic dynamique aléatoire et séquentiel. Les résultats de simulation montrent que notre approche RSA-RF permet d'atteindre de meilleures performances que les algorithmes existants dans la littérature en termes de probabilité de blocage et de taux d'utilisation de ressources dans le réseau.

Chapitre 7 : Conclusion générale et perspectives

Sommaire

Chapitre 7 : Conclusion générale et perspectives 118
7.1. Conclusion générale 118
7.2. Perspectives 120

7.1. Conclusion générale

Dans cette thèse, nous avons proposé des algorithmes de routage dans lesquels la capacité d'un slot et la portée du signal optique dépendent du format de modulation choisi pour une connexion, et des algorithmes pour l'allocation optimale de slots de fréquences afin de minimiser l'effet de fragmentation du spectre optique dans les réseaux optiques élastiques multifibres en tenant compte des contraintes de continuité et de contiguïté du spectre.

Le routage et l'allocation de spectre sont des défis majeurs dans les réseaux optiques élastiques multifibres. L'établissement et le retrait de manière dynamique et continus des demandes de connexion entraine la fragmentation du spectre optique qui se traduit par de petits fragments isolés non contigus et donc à une utilisation inefficace du spectre et une augmentation de la probabilité de blocage des demandes de connexions pouvant entraîner de graves dysfonctionnements dans le réseau. Dans nos travaux, étant dans un contexte multifibres et dynamique, nous définissons autant de topologies virtuelles qu'il y a de fibres sur un lien donné. Après la création des différentes topologies virtuelles, nous avons proposé un algorithme heuristique dénommé ADCP pour déterminer le plus court chemin qui consomme le moins d'énergie comme chemin physique optimal. Un autre algorithme heuristique dénommé ADRS a été proposé pour la détermination des ressources spectrales qui permet, pour une demande de connexion donnée, de sélectionner et d'extraire le plus petit bloc de slots de fréquences parmi l'ensemble des blocs éligibles pour être alloué à la demande de connexion. Par ailleurs, nous avons proposé aussi un algorithme heuristique ADMC qui prend en entrée les chemins physiques et les ressources spectrales issues des deux algorithmes précédents afin de déterminer avec un coût d'allocation minimal le chemin optique (chemin physique et les ressources spectrales) optimal de la source à la destination. Nous avons proposé également un nouveau paramètre de fragmentation dénommé coût d'allocation *CA* que nous avons défini

comme critère de choix du chemin optimal et enfin un algorithme heuristique dénommé AMF pour résoudre la problématique de la fragmentation du spectre optique dans les réseaux optiques multifibres. Dans notre étude, le principe de conversion de slots ou de longueurs d'onde n'est pas pris en compte pour éviter des coûts additionnels en termes de CAPEX pour les opérateurs de service. Dans le principe de notre approche AMF, nous avons supposé que la connexion s'établie sur la même fibre entre la source et la destination pour chaque demande de connexion qui arrive sur le réseau ; nous créons autant de topologies virtuelles qu'il y a de fibres sur les liens du réseau définis par le graphe G (E, L, SF, D). Après avoir créé les différentes topologies, nous déterminons les plus courts chemins et pour chaque chemin trouvé, nous déterminons parmi les $N' * k'$ chemins, le chemin qui dispose de ressources pour la demande de connexion. Dans le cas, où il y a dans le réseau un chemin qui dispose de ressources pour la demande de connexion alors le chemin physique et les ressources spectrales c'est-à-dire le chemin optique est sauvegardé. Ensuite, nous calculons le coût énergétique pour chaque chemin afin de déterminer le chemin optimal qui aura le coût énergétique minimum. Dans le cas où plusieurs chemins ont le même coût minimal, le chemin qui réduit le taux de fragmentation est choisi. En ce qui concerne notre approche RSA-RF, nous avons supposé qu'une demande de connexion peut être établie sur différentes fibres sur un chemin donné tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté du spectre. Pour chaque demande de connexion qui arrive sur le réseau, nous déterminons l'ensemble des blocs de slots d'un chemin. Nous créons ensuite des combinaisons d'intersection entre les blocs de chaque ensemble B_{li}où $l_i \in p$; ce qui permet d'obtenir l'ensemble des blocs de slots du chemin. Lorsque dans le réseau, un chemin dispose de ressources suffisantes pour la connexion alors ce chemin optique est sauvegardé. Puis, le chemin optimal avec un coût énergétique minimal est choisi pour desservir la connexion. Dans le cas, où ce n'est pas possible la connexion est bloquée.

La performance de nos approches est évaluée par simulation des topologies des réseaux NSFNET et US-backbone en termes de probabilité de blocages et d'efficacité d'utilisation spectrale. Nos approches permettent d'atteindre de meilleures performances que les algorithmes existants dans la littérature. Au regard des résultats obtenus en phase opérationnelle, nous pouvons conclure que l'objectif de notre étude est atteint. A savoir, une réduction significative du taux de blocage de connexions dans les réseaux optiques élastiques multifibres dans un scénario dynamique ainsi qu'une gestion optimale des ressources tout en minimisant la consommation énergétique des composants du réseau. Ce qui permettra d'une

part à tout opérateur qui implémentera nos propositions d'affecter positivement les dépenses futures programmées en OPEX, et d'autre part, elles permettront d'améliorer la qualité de service perçue par l'utilisateur qui demeure surtout l'enjeu majeur pour toute fourniture de service en termes de satisfaction de la clientèle. C'est avec satisfaction que nous avons mené à terme ce projet de thèse dans la mesure où nous avons pu atteindre notre objectif des enjeux socio-économiques. Cependant, lors de l'élaboration de cette étude, nous avons mené une veille technologique qui nous a révélé d'intéressantes pistes de recherche résumées dans la section suivante.

7.2. Perspectives

Le développement des réseaux définis par logiciel et leur processus d'intégration dans les réseaux optiques permettent d'obtenir une nouvelle génération de réseaux, les réseaux optiques élastiques définis par logiciel. Ce type de réseaux a pour modèle de conception, la séparation des fonctions de contrôle, de transport et de services. La caractéristique la plus pertinente dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel sont les contrôleurs basés sur SDN et le développement d'algorithmes de routage pour l'allocation de spectre optique.

Compte tenu de l'augmentation du trafic du réseau et de la demande de nouveaux services de télécommunications nécessitant une bande passante élevée, une étude pour développer une méthode d'attribution dynamique du spectre pour des réseaux optiques flexibles définis par logiciel et basée sur une architecture optique avec plusieurs fibres par lien pourrait être envisagée. L'objectif de cet autre axe de recherche serait d'optimiser la gestion de la bande passante en augmentant la capacité du réseau tout en réduisant la complexité des éléments du réseau et en améliorant la reconfiguration du réseau avec les réseaux optiques élastiques définis par logiciel. Ce qui permettrait aux administrateurs de réseau à partir d'un contrôle intelligent d'améliorer le processus de gestion et d'allocation dans le réseau.

L'introduction d'un grand nombre de paramètres réglables dans les réseaux optiques élastiques multifibres, confronte ces réseaux à une croissance sans précédent de leur complexité. Dans le but d'améliorer l'efficacité des réseaux et l'expérience des utilisateurs, les capacités d'apprentissage de l'Intelligence Artificielle peuvent offrir des possibilités révolutionnaires. Ainsi, une étude intéressante serait de tenir compte des avancées du Deep Learning en termes de prévision précise afin d'adapter les méthodes mathématiques de l'état

du réseau et des algorithmes RSA à travers la formation d'un réseau de neurone pour obtenir des prévisions précises.

Ces perspectives que nous avons déjà abordées en phase théorique feront l'objet de publications après évaluation des performances de nos différentes approches avec les propositions faites dans la littérature.

Bibliographie

[1] Cisco. Cisco Visual Networking Index: Forecast and Methodology, 2016 - 2021. Cisco white paper, June 2017.

[2] C. C. Bijoy, N. Sarma, E. Oki. Routing and Spectrum Allocation in Elastic Optical Networks: A Tutorial. IEEE Communication Surveys and Tutorial, vol.17, no.3. 2015.

[3] G. Zhang, M. D. Leenheer. A. Morea, B. Mukherjee. A survey on OFDM-based elastic core optical networking. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2013.

[4] T. Tanaka, A. Hirano, and M. Jinno. Impact of transponder architecture on the scalability of optical nodes in elastic optical networks. IEEE Communications Letters, vol. 17, 2013.

[5] M. S. Johnstone, P. R. Wilson. The memory fragmentation problem: solved? In: Proceedings of the 1st international symposium on Memory management, 1998.

[6] Abdallah Jarray. Planification et dimensionnement des réseaux optiques de longues distances. Thèse de Doctorat, Université de Montréal Faculté des arts et des sciences. Août 2009.

[7] G. Bouyer. Les réseaux synchrones ´étendus PDH et SDH. Hermes. 1997.

[8] Sami Baraketi. Ingénierie des réseaux optiques SDH et WDM et étude multicouche IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Réseaux et télécommunications Universite Toulouse III Paul Sabatier. 2015.

[9] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan. Optical Networks - A Practical Perspective. Morgan Kaufmann, 2nd edition edition, 2002.

[10] X. Zheng, F. Zhang, F. Feng et H. Zhang. Optical multi-granularity crossconnect and its comparison with optical crossconnect. Journal Of Optics Communications, 23(1):151–158, March 2004.

[11] M.K. Panda, T.Venkatesh, V. Sridhar et Y.N. Singh. Architecture For Class of Scalable Optical Cross-Connects. Dans Proceedings of the first International Conference on the Brodband Networks, pages 233–242. October 2004.

[12] I. Tomkos, B. Mukherjee, S. K. Korotky, R. Tucker, and L. Lunardi. The evolution of optical networking. Proceedings of the IEEE, vol. 100, no. 5. May 2012.

[13] S. Gringeri, B. Basch, V. Shukla, R. Egorov, and T. Xia, “Flexible architectures for optical transport nodes and networks. IEEE Communications Magazine, vol. 48, no. 7. 2010.

[14] Sami Baraketi. Ingénierie des réseaux optiques SDH et WDM et étude multicouche IP/MPLS sur OTN sur DWDM. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Universite Toulouse III Paul Sabatier. 2015.

[15] D. Banerjee and B. Mukherjee. A practical approach for routing and wavelength assignment in large wavelength-routed optical networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 14(5):903–908. 1996.
[16] Yusuke Hirota et al. Multi-fiber based Dynamic Spectrum Resource Allocation for Multi-domain Elastic Optical Networks. 18th OptoElectronics and Communications Conference (OECC/PS). 2013.
[17] J. Armstrong. OFDM for optical communications. J. Ligthw.Technol., vol. 27. 2009.
[18] G. Zhang, M. De Leenheer, A. Morea, B. Mukherjee. A survey on OFDM-based elastic core optical networking. IEEE Communications Surveys & Tutorials. 2013.
[19] M. Jinno, Y. Miyamoto, and Y. Hibino. Networks: Optical-transport networks. Nature photonics, vol. 1, no. 3. 2015.
[20] T. Tanaka, A. Hirano, and M. Jinno. Impact of transponder architecture on the scalability of optical nodes in elastic optical networks. IEEE Communications Letters, vol. 17. 2013.
[21] Johnstone, M.S., Wilson, P.R. “The memory fragmentation problem: solved?. In: Proceedings of the 1st international symposium on Memory management (ISMM). 1998.
[22] Karasan, E., Banerjee, A., 1998. Performance of WDM transport networks. In IEEE Journal Seleced Areas in Communications, vol. 16, pp. 1081–1096.
[23] B. C. Chatterjee, N. Sarma, and E. Oki. Routing and spectrum allocation in elastic optical networks: A tutorial. IEEE Communications Surveys & Tutorials, vol. 17, no. 3, pp. 1776–1800. 2015.
[24] K. Christodoulopoulos, I. Tomkos, and E. Varvarigos. Elastic bandwidth allocation in flexible ofdm-based optical networks. Journal of Lightwave Technology, vol. 29, no. 9, pp. 1354–1366. 2011.
[25] H. Zang, J. P. Jue, B. Mukherjee et al. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. Optical networks magazine, vol. 1, no. 1, pp. 47–60. 2000.
[26] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan. Routing and wavelength assignment in all optical Networks. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), vol. 3, no. 5, pp. 489–500. 1995.
[27] D. Banerjee and B. Mukherjee. A practical approach for routing and wavelength assignment in large wavelength-routed optical networks. IEEE Journal on selected areas in communications, vol. 14, no. 5, pp. 903–908. 1996.
[28] M. Zhang, W. Shi, L. Gong, W. Lu, and Z. Zhu. Bandwidth defragmentation in dynamic elastic optical networks with minimum traffic disruptions. Proc. IEEE ICC, Budapest, Hungary. 2013.

[29] E. Hyytia and J. Virtamo. Wavelength assignment and routing in wdm networks. Nordic Teletraffic Seminar. 1998.
[30] B. Jaumard, C. Meyer, and B. Thiongane. Ilp formulations for the routing and wavelength assignment problem: Symmetric systems. Handbook of optimization in telecommunications. 2006.
[31] H. Zang, J. P. Jue, B. Mukherjee, et al. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. Optical Networks Magazine. 2000.
[32] M. Shiva Kumar and P. Sreenivasa Kumar. Static lightpath establishment in wdm networks - new ilp formulations and heuristic algorithms. Computer Communications. 2002.
[33] B. Kozicki, H. Takara, T. Yoshimatsu, K. Yonenaga, and M. Jinno. Filtering characteristics of highly-spectrum efficient spectrum-sliced elastic optical path (slice) network. Proceedings of OFC/NFOEC. 2009.
[34] Baroni, S., Bayvel, P., Gibbens, R. J., & Korotky, S. K. Analysis and design of resilient multifiber wavelength-routed optical transport networks. IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, 17(5), 743-758. 1999.
[35] C. Nomikos, A. Pagourtzis, K. Potika, and S. Zakos. Routing and wavelength assignment in multifiber WDM networks with non-uniform fiber cost. Computer Networks, Vol. 50, no. 1, pp.1-14. 2006.
[36] Razmkhah, A., Rahbar, A.G. Dynamic bandwidth allocation in heterogeneous WDM EPONs. Telecommun Syst 60, 393–403. 2015.
[37] S. Subramaniam and R. A. Barry. Wavelength assignment infixed routing WDM networks. In IEEE Int. Conf. On Communications (ICC), vol. 1, pp. 406–410. 1997.
[38] S. Xu, L. Li, S. Wang, and C. Chen. Wavelength assignment for dynamic traffic in WDM networks. IEEE Int. Conf. on Networks (ICON), pp. 375–379. 2000.
[39] G. Li and R. Simha. On the wavelength assignment problem in multifiber WDM star and ring networks. in 19th Annu. Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM), vol. 3, pp. 1771–1780. 2000.
[40] X. Zhang and C. Qiao. Wavelength assignment for dynamic traffic in multi-fiber WDM networks. In 7th Int. Conf. on Computer Communications and Networks, pp. 479–485. 1998.
[41] S. Xu, L. Li, and S. Wang Dynamic routing and assignment of wavelength algorithms in multifiber wavelength division multiplexing networks. IEEE J. Sel. Areas Commun., vol. 18, no. 10, pp. 2130–2137, 2000.

[42] A. Coiro, M. Listanti, A. Valenti, and F. Matera. Poweraware routing and wavelength assignment in multi-fiber optical networks. J. Opt. Commun. Netw., vol. 3, no. 11, pp. 816–829, 2011.

[43] K. Liu, Routing and wavelength assignment algorithm in multi-fiber WDM optical networks. Symp. on Photonics and Optoelectronics (SOPO), pp. 1–4. 2009.

[44] Coiro, A., Listanti, M., Valenti, A., & Matera, F. Power-aware routing and wavelength assignment in multi-fiber optical networks. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 3(11). 2011.

[45] J. H. Lee, H. Y. Choi, S. K. Shin, and Y. C. Chung. A Review of the Polarization-Nulling Technique for Monitoring Optical-Signal-to-Noise Ratio in Dynamic WDM Networks. J. Lightwave Technol. 24, 4162-4171. 2006

[46] K. Hirata, Dewani. Dynamic Routing and Wavelength Assignment in Multifiber WDM Networks with Wavelength Conversion Capability. Network and Communication Technologies; Vol. 1, No. 2. 2012.

[47] Liu, S., Liu, D. & Sun, J. Multiple-wavelength transmitter for WDM optical network. Front. Optoelectron. China 2, 200–203. 2009.

[48] Shizhong Xu, Lemin Li and Sheng Wang. Dynamic routing and assignment of wavelength algorithms in multifiber wavelength division multiplexing networks. in IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 18, no. 10, pp. 2130-2137. 2000.

[49] Li, Ling. Dynamic wavelength routing in multifiber WDM networks. Retrospective Theses and Dissertations. Paper 13914. 2000.

[50] Ling Li. Optimal Resource Placement in Multifiber Mesh-Survivable WDM Networks. Proc. On-going Student Research, FTCS '99, Madison, Wisconsin, June
1999.

[51] X. Zhang and C. Qiao. Wavelength Assignment for Dynamic Traffic in Multi-fiber WDM Networks. Proc. ICCCN '98, pp. 479-485. 1998.

[52] G. Jeong and E. Aynoglu. Comparison of Wavelength-Interchanging and Wavelength-Selective Cross-Connects in Multiwavelength All-Optical Networks. Proc. IEEE INFOCOM '96, pp. 156-163. 1996.

[53] Y. Wang, X. Cao, and Y. Pan. A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. INFOCOM, 2011 Proceedings IEEE, pp. 1503–1511. 2011.

[54] B. Kozicki, H. Takara, T. Yoshimatsu, K. Yonenaga, and M. Jinno. Filtering characteristics of highly-spectrum e_cient spectrum-sliced elastic optical path (slice) network. Proceedings of OFC/NFOEC. 2009.

[55] S. Shirazipourazad, C. Zhou, Z. Derakhshandeh, and A. Sen. On routing and spectrum allocation in spectrum-sliced optical networks. Proceedings of IEEE INFOCOM. 2013.
[56] Y. Wang, X. Cao, Q. Hu, and Y. Pan. Towards elastic and fine-granular bandwidth allocation in spectrum-sliced optical networks. IEEE OSA Journal of Optical Communications and Networking, vol. 4. 2012.
[57] J. Wu, M. Xu, S. Subramaniam, and H. Hasegawa. Joint banding-node placement and resource allocation for multigranular elastic optical networks. IEEE Global Communications Conf. (GLOBECOM), pp. 1–6. 2017.
[58] K. Christodoulopoulos, I. Tomkos, and E. A. Varvarigos. Routing and spectrum allocation in OFDM-based optical networks with elastic bandwidth allocation. Global Telecommunications Conf. (GLOBECOM), pp. 1-6. 2010.
[59] J. Wu, M. Xu, S. Subramaniam, and H. Hasegawa. Routing, fiber, band, and spectrum assignment (RFBSA) for multigranular elastic optical networks. IEEE Int. Conf. On Communications (ICC), pp. 1–6. 2017.
[60] Z.-S. Shen, T. Kusano, H. Hasegawa, and K.-I. Sato. A novel routing and frequency slot assignment scheme that can adapt to transmission speed migration. Optical Fiber Communication Conf., paper W1I-2. 2015.
[61] W. Fadini, B. Chatterjee, E. Oki. A Subcarrier-Slot Partition Scheme with First-Last Fit Spectrum Allocation for Elastic Optical Networks. Computer Networks. 2015.
[62] R. Wang. Resource Allocation and Optimisation of Elastic Optical Networks in Nonlinear Regime. Thèse de Doctorat. Université de Bristol. 2009.
[63] B. Mukherjee. Optical WDM networks. Springer Science & Business Media. 2006.
[64] U. Brandes. A faster algorithm for betweenness centrality. Journal of mathematical sociology, vol. 25, no. 2, pp. 163–177. 2001.
[65] D. B. West et al., Introduction to graph theory. Prentice hall Upper Saddle River, vol. 2. 2001.
[66] J. P. Jue and G. Xiao. An adaptive routing algorithm for wavelength-routed optical networks with a distributed control scheme. Computer Communications and Networks, 2000. Proceedings. Ninth International Conference on. IEEE, pp.192–197. 2000.
[67] R. Wang and B. Mukherjee. Spectrum management in heterogeneous bandwidth optical networks. Optical Switching and Networking, vol. 11, pp. 83–91. 2014.
[68] A. Rosa, C. Cavdar, S. Carvalho, J. Costa, and L. Wosinska. Spectrum allocation policy modeling for elastic optical networks. High Capacity Optical Networks and Enabling Technologies (HONET), 2012 9th International Conference on. IEEE, pp. 242–246. 2012.

[69] Y. Yin, Z. Zhu, S. B. Yoo et al., “Fragmentation-aware routing, modulation and spectrum assignment algorithms in elastic optical networks,” in Optical Fiber Communication Conference. Optical Society of America, pp. OW3A–5. 2013.
[70] Y. Hirota, H. Tode, and K. Murakami. Multifiber based dynamic spectrum resource allocation for multi-domain elastic optical networks. 18th OptoElectronics and Communications Conference (OECC/PS). 2013.
[71] T. Takagi, H. Hasegawa, K. Sato, Y. Sone, B. Kozicki, A. Hirano, and M. Jinno. Dynamic Routing and Frequency Slot Assignment for Elastic Optical Path Networks that Adopt Distance Adaptive Modulation. Optical Fiber Communication Conference/National Fiber Optic Engineers Conference 2011, OSA Technical Digest (CD), paper OTuI7. 2011.
[72] R. Casellas et al. Design and Experimental Validation of a GMPLS/PCE Control Plane for Elastic CO-OFDM Optical Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 31, no. 1, pp. 49-61. 2013.
[73] Cisco Visual Networking Index: Forecast and Trends, 2017–2022, White Paper. 2018.
[74] W. Jingxin, S. Subramaniam and H. Hiroshi. Dynamic Routing and Spectrum Assignment for Multi-fiber Elastic Optical Networks. 2018.
[75] J. Wu, S. Subramaniam and H. Hasegawa. Efficient dynamic routing and spectrum assignment for multifiber elastic optical networks. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, vol. 11, no. 5, pp. 190-201. 2019.
[76] Z. Shen, T. Kusano, H. Hasegawa, and K.-I. Sato. A novel routing and frequency slot assignment scheme that can adapt to transmission speed migration. Optical Fiber Communication Conf., paper W1I-2. 2015.
[77] Johnstone, M.S., Wilson, P.R. “The memory fragmentation problem: solved?”, In: Proceedings of the 1st international symposium on Memory management (ISMM), 1998.
[78] M. Forghani-elahabad, L. H. Bonani. An improved algorithm for RWA problem on sparse multifiber wavelength routed optical networks. Opt. Switch. Netw., Vol. 25, pp. 63-70. 2017.
[79] L. H. Bonani, M. Forghani-elahabad and M. L. F. Abbade, "Network Fragmentation Measure in Elastic Optical Networks," 2019 SBFoton International Optics and Photonics Conference (SBFoton IOPC), Sao Paulo, Brazil, pp. 1-5. 2019.
[80] L. H. Bonani, et al. Routing issues on spectrum sharing and partitioning for flexible optical networks. 16th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON), Th.B3.3, pp. 1–4, 2014.
[81] J. Shen, et al. Fragmentation aware routing and spectrum assignment algorithm for elastic optical networks. IEEE Region 10 Conference (TENCON), pp 1–4. 2015.

[82] F. Pederzolli, et al. Path-based fragmentation metric and RSA algorithms for elastic optical networks. J. Opt. Commun. Netw., Vol. 11, No. 3, pp. 15–25. 2019.
[83] J. Socrates-Dantas, et al. A Study in current dynamic fragmentation aware RSA algorithms. 16th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON), We. A3.4, pp. 1–4. 2014.
[84] B. C. Chatterjee, et al. Fragmentation problems and management approaches in elastic optical networks: A Survey. IEEE communications Surveys & Tutorials, Vol. 20, No. 1, pp. 183–210. 2018.
[85] S. Fujisawa, et al. Utilization of spectrum slot fragmentation to improve network resource efficiency on elastic optical network. Optical Fiber Communications Conference (OFC), Th2A.45, pp. 1–3. 2015.
[86] M. Zhang, C. You, H. Jiang, and Z. Zhu. Dynamic and adaptive bandwidth defragmentation in spectrum-sliced elastic optical networks with time-varying traffic. J. Lightwave Technol., vol. 32, no. 5, pp. 1014–1023. 2014.
[87] Y. Sone, A. Hirano, A. Kadohata, M. Jinno, and O. Ishida. Routing and spectrum assignment algorithm maximize spectrum utilization in optical networks. 37th European Conf. and Exhibition on Optical Communication (ECOC), pp. 1–3. 2011.
[88] F. Hsu, Y.-C. Chang, and S.-C. Sie. Graph-model-based dynamic routing and spectrum assignment in elastic optical networks. J. Opt. Commun. Netw., vol. 8, no. 7, pp. 507–520. July 2016.
[89] M. Jinno, B. Kozicki, H. Takara, A. Watanabe, Y. Sone, T. Tanaka, and A. Hirano, Distance-adaptive spectrum resource allocation in spectrum-sliced elastic optical path network. . IEEE Commun. Topics in Optical Communications, Mag., vol. 48, no. 8, pp. 138–145, 2010.
[90] X. Chen, J. Li, P. Zhu, R. Tang, Z. Chen, and Y. He. Fragmentation-aware routing and spectrum allocation scheme based on distribution of traffic bandwidth in elastic optical networks. J. Opt. Commun. Netw., vol. 7, no. 11, pp. 1064–1074. 2015.
[91] Z. Zhu, W. Lu, L. Zhang, and N. Ansari. Dynamic service provisioning in elastic optical networks with hybrid single-multi-path routing. J. Lightwave Technol., vol. 31, no. 1, pp. 15–22. 2013.
[92] M. Zhang, W. Shi, L. Gong, W. Lu, and Z. Zhu, “Bandwidth defragmentation in dynamic elastic optical networks with minimum traffic disruptions,” in IEEE Int. Conf. on Communications (ICC), pp. 3894–3898. 2013.
[93] B.C. Chatterjee and E. Oki, “Dispersion-adaptive first-last fit spectrum allocation scheme for elastic optical networks,” IEEE Commun. Lett., vol. 20, no. 4, pp. 696–699. 2016.

[94] P. Wright, M. C. Parker, and A. Lord. Simulation results of Shannon entropy based flexgrid routing and spectrum assignment on a real network topology. Proc. ECOC, London, UK, pp. 1–3. 2013.

[95] D. Amar, E. Le Rouzic, N. Brochier, J.-L. Auge, C. Lepers, and N. Perrot. Spectrum fragmentation issue in flexible optical networks: analysis and good practices. Photon. Netw. Commun., vol. 29, no. 3, pp. 230–243, 2015.

[96] L. H. Bonani, et al. On the load normalization in elastic optical networks. 21th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON), Th. B3.6, pp. 1–4. 2019.

[97] J. Jue and G. Xiao. An Adaptive Routing Algorithm for Wavelength-Routed Optical Networks with a Distributed Control Scheme. Proc. IEEE ICCCN, Miami, Florida, pp. 192–197. 2002.

[98] B. Mukherjee. Optical WDM Networks. Springer. 2006.

[99] B.C. Chatterjee, W. Fadini, and E. Oki. A spectrum allocation scheme based on first-last-exact fit policy for elastic optical networks. J. Netw. Comput. Appl., vol. 68, pp. 164–172. 2016.

[100] R.M.C. Siva and G. Mohan, WDM Optical Networks: Concepts, Design and Algorithms. PHI. 2003.

[101] B.C. Chatterjee and E. Oki, "Performance evaluation of spectrum allocation policies for elastic optical networks," in Proc. IEEE ICTON, Budapest, Hungary, pp. Tu.D3.5. 2015.

[102] R. Ramamurthy and B. Mukherjee. Fixed-alternate routing and wavelength conversion in wavelength-routed optical networks. IEEE/ACM Trans. on netw., vol. 10, no. 3, pp. 351–367. 2002.

[103] T. H. Cormen, Introductions to Algorithms. McGraw-Hill Companies, 2003.

[104] A. Pages, J. Perello, S. Spadaro, J. Comellas. Optimal route, spectrum, and modulation level assignment in split-spectrum enabled dynamic elastic optical networks. Opt. Commun. Netw. IEEE/OSA, 2014.

[105] R. Wang, B. Mukherjee. Provisioning in elastic optical networks with non-disruptive defragmentation. Lightwave Technol. 2013.

[106] Y. Yin, H. Zhang, M. Zhang, M. Xia, Z. Zhu, S. Dahlfort, and S. Yoo. Spectral and spatial 2D fragmentation-aware routing and spectrum assignment algorithms in elastic optical networks. IEEE/OSA J. Opt. Commun. Netw., vol. 5, no. 10, pp. A100–A106. 2013.

[107] J. Comellas, X. Calzada, and G. Junyent. Efficient spectrum assignment in elastic optical networks. Proc. IEEE ICTON, Trento, Italy, pp. We. A1.1. 2016.

[108] Z. Zhu, X. Liu, Y. Wang, W. Lu, L. Gong, S. Yu, and N. Ansari. Impairment-and splitting-aware cloud-ready multicast provisioning in elastic optical networks. IEEE/ACM Trans. on netw. 2016.

[109] M. Zhang, C. You, and Z. Zhu. On the parallelization of spectrum defragmentation reconfigurations in elastic optical networks. IEEE/ACM Trans. on netw., vol. 24, no. 5, pp. 2819–2833. 2016.

[110] Y. Qiu. An efficient spectrum assignment algorithm based on variablegrouping mechanism for flex-grid optical networks. Opt. Switching Netw., vol. 24, pp. 39–46. 2017.

[111] S. K. Singh and A. Jukan. Efficient spectrum defragmentation with holding-time awareness in elastic optical networks. IEEE/OSA J. Opt. Commun. Netw., vol. 9, no. 3, pp. B78–B89. 2017.

[112] X. Chen, A. Jukan, and A. Gumaste. Multipath de-fragmentation: achieving better spectral efficiency in elastic optical path networks. Proc. IEEE INFOCOM, Turin, Italy, pp. 390–394. 2013.

[113] L. Ruan and Y. Zheng. Dynamic survivable multipath routing and spectrum allocation in OFDM-based flexible optical networks. IEEE/OSA J. Opt. Commun. Netw., vol. 6, no. 1, pp. 77–85, 2014.

[114] P. M. Moura, N. L. S. da Fonseca, and R. A. Scaraficci. Fragmentation aware routing and spectrum assignment algorithm. Proc. ICC, Sydney, Australia, pp. 1137–1142. 2014.

[115] P. M. Moura, R. A. Scaraficci, and N. L. S. da Fonseca. Algorithm for energy efficient routing, modulation and spectrum assignment. Proc. ICC, London, UK, pp. 5961–5966. 2015.

[116] M. Zhang, W. Shi, L. Gong, W. Lu, and Z. Zhu, “Bandwidth defragmentation in dynamic elastic optical networks with minimum traffic disruptions,” in Proc. IEEE ICC, Budapest, Hungary, pp. 3894–3898. 2013.

[117] A. Kadohata, A. Hirano, M. Fukutoku, T. Ohara, Y. Sone, and O. Ishida. Multi-layer greenfield re-grooming with wavelength defragmentation. IEEE Commun. Lett., vol. 16, no. 4, pp. 530–532. 2012.

[118] F. S. Abkenar and A. G. Rahbar. Study and analysis of routing and spectrum allocation (RSA) and routing, modulation and spectrum allocation (RMSA) algorithms in elastic optical networks (EONs). Opt. Switching Netw., vol. 23, pp. 5–39. 2017.

[119] Y. Aoki, X. Wang, P. Palacharla, K. Sone, S. Oda, T. Hoshida, M. Sekiya, and J. C. Rasmussen. Dynamic and flexible photonic node architecture with shared universal transceivers supporting hitless defragmentation. Proc. ECOC, Amsterdam, Netherlands, pp. We–3. 2012.

[120] F. Cugini, F. Paolucci, G. Meloni, G. Berrettini, M. Secondini, F. Fresi, N. Sambo, L. Poti, and P. Castoldi. Push-pull defragmentation without traffic disruption in fexible grid optical networks. Lightwave Technology, Journal of, 31(1):125{133, Jan 2013.

[121] R. Proietti, C. Qin, B. Guan, Y. Yin, R. P. Scott, R. Yu, and S. Yoo. Rapid and complete hitless defragmentation method using a coherent RX lo with fast wavelength tracking in elastic optical networks. Opt.Exp., vol. 20, no. 24. 2012.

[122] R. Proietti, R. Yu, K. Wen, Y. Yin, and S.J.B. Yoo. Quasi-hitless defragmentation technique in elastic optical networks by a coherent rx lo with fast tx wavelength tracking. In Photonics in Switching (PS), International Conference on, pages 1-3. 2012.

[123] M. Zhang, Y. Yin, R. Proietti, Z. Zhu, and S.J.B. Yoo. Spectrum defragmentation algorithms for elastic optical networks using hitless spectrum retuning techniques. In Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC), 2013, pages 1-3. 2013.

[124] T. Takagi, H. Hasegawa, K. Sato, Y. Sone, A. Hirano, and M. Jinno. Disruption minimized spectrum defragmentation in elastic optical path networks that adopt distance adaptive modulation. In Optical Communication (ECOC), 2011 37th European Conference and Exhibition on, pages 1-3. 2012.

[125] L. H. Bonani, et al. Load balancing in fixed-routing optical networks with weighted ordering heuristics. J. Opt. Commun. Netw., Vol. 11, No. 3, pp. 26-38. 2019

[126] N. G. Anoh., M. Babri, D. K. Ahmed, M. F. Roger, B. Aka and C. Lishou. An efficient hybrid protection scheme with shared/dedicated backup paths on elastic optical networks. Digital Communications and Networks. March 2017.

[127] F. Pederzolli, D. Siracusa, A. Zanardi, G. Galimberti, D.L. Fauci, G. Martinelli. Path based fragmentation metric and RSA algorithms for elastic optical networks. J. Opt. Commun. Netw. 11. 2019.

[128] D. Batham, D.S. Yadav, S. Prakash. Least loaded and route fragmentation aware RSA strategies for elastic optical networks. Opt. Fiber Technol. 2017.

[129] F. Yang, L. Wang, L.L. Wang, et al. Holding-time-aware spectrum allocation algorithm for elastic optical networks. Opt. Fiber Technol. 2018.

[130] H. Liu, H. Hu, Y. Chen, et al.. Fragmentation-avoiding spectrum assignment algorithm based on time-spectrum partition for elastic optical networks. Optical Fiber Technology. 53. 2019.