



HAL
open science

OPTIMISATION DU ROUTAGE ET ALLOCATION DE RESSOURCES DANS LES RÉSEAUX OPTIQUES ÉLASTIQUES MULTI-DOMAINES DÉFINIS PAR LOGICIEL

Eba Victoire Kie

► **To cite this version:**

Eba Victoire Kie. OPTIMISATION DU ROUTAGE ET ALLOCATION DE RESSOURCES DANS LES RÉSEAUX OPTIQUES ÉLASTIQUES MULTI-DOMAINES DÉFINIS PAR LOGICIEL. Informatique [cs]. Institut National Polytechnique Félix Houphouët-Boigny (INPHB), 2023. Français. NNT: . tel-04927607

HAL Id: tel-04927607

<https://hal.science/tel-04927607v1>

Submitted on 3 Feb 2025

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

MINISTÈRE DE L'ENSEIGNEMENT SUPÉRIEUR ET DE LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE



Institut National Polytechnique
Félix HOUPHOUËT-BOIGNY de Yamoussoukro



École Doctorale Polytechnique

N° d'ordre : 163 / 2023

THÈSE UNIQUE

Pour l'obtention du grade de

Docteur de l'Institut National Polytechnique Félix Houphouët Boigny de Yamoussoukro

Mention : Sciences et Technologies

Spécialité : Réseaux Informatique et Télécommunication

SUJET :

OPTIMISATION DU ROUTAGE ET ALLOCATION DE RESSOURCES DANS LES RÉSEAUX OPTIQUES ÉLASTIQUES MULTI-DOMAINES DÉFINIS PAR LOGICIEL

Présentée et soutenue publiquement le 16/11/2023 par :

KIE Eba Victoire

JURY

Président du jury	OUMTANAGA Souleymane	Professeur Titulaire	INP-HB, Côte d'Ivoire
Co-directeur de thèse	BABRI Michel	Professeur Titulaire	INP-HB, Côte d'Ivoire
Co-directeur de thèse	AKA Boko	Professeur Titulaire	UNA, Côte d'Ivoire
Rapporteur	MENDY Gervais	Professeur Titulaire	ESP/Université Cheikh Anta Diop, Sénégal
Rapporteur	DOSSO Mouhamadou	Maître de conférences	UFHB, Côte d'Ivoire
Examineur	KONAN Kouadio Fransisco	Maître de Conférences	ENS, Côte d'Ivoire

Dédicace

A ma très chère famille

Remerciements

Ce travail a pu être réalisé grâce à toute une équipe de chercheurs et d'enseignants-chercheurs.

Cependant, nous voudrions tout d'abord remercier Professeur BABRI Michel co-directeur de cette thèse et directeur du LARIT (Laboratoire de Recherche en Informatique et Télécommunication de l'Institut National Polytechnique Félix Houphouët Boigny (INP-HB), pour m'avoir fait confiance et soutenu sans relâche, car outre son appui scientifique, il a toujours été là pour me soutenir et me conseiller au cours de l'élaboration de cette thèse.

Nous tenons également à remercier Professeur AKA Boko co-Directeur de cette thèse, et actuellement Directeur de l'IREN (Institut de Recherche sur les Énergies Nouvelles) de l'Université Nangui Abrogoua. Ses conseils et ses encouragements m'ont été d'une grande utilité.

Nos sincères remerciements vont à l'endroit de Docteur DIABY Abdoul Kader Moussa, Directeur de l'École Doctorale Polytechnique de l'INP-HB, ainsi qu'à toute son équipe de direction : Monsieur SORO Doudjo, Maître de Conférences à l'INP-HB, Docteur ABRO Koutouan Désiré, Attaché de Recherche à l'INP-HB, pour leurs ouvertures et disponibilités à toutes les questions relatives à l'EDP.

Nous tenons à remercier Monsieur HABA Cissé Théodore, Professeur à l'INP-HB et Directeur de l'UMRI 78 pour ses conseils et ses encouragements.

Merci à Monsieur OUMTANAGA Souleymane, Professeur à l'INP-HB qui nous a accueilli sous son aile depuis notre dépôt de dossier à l'EDP jusqu'à l'accomplissement de cette thèse. Il a su nous rappeler à l'ordre lorsque nous nous égarions et tombions dans la passivité. Merci Professeur, pour avoir mis en place le prestigieux Laboratoire de Recherche en Informatique et Télécommunication (LARIT).

Nous tenons également à remercier Professeur LISHOU Claude, OUYA Samuel et MENDY Gervais et leurs collaborateurs pour m'avoir permis d'effectuer un séjour doctoral dans le cadre

de mes travaux de recherche au LITA (Laboratoire d'Informatique, Télécommunication et Application) de l'Ecole Supérieure Polytechnique de l'Université Cheick Anta Diop de Dakar.

Nos sincères remerciements à Docteur ANOH Nogbou Georges enseignant-chercheur à l'Université Virtuelle de Côte d'Ivoire (UVCI) qui a su me consacrer le temps et l'aide nécessaire pour l'avancement de mes travaux de recherche.

Merci à tous les membres du LARIT : Docteurs, doctorants et stagiaires de MASTER en particulier pour leur soutien indéfectible.

Nous tenons à remercier notre père et notre mère pour leurs soutiens moraux et financiers.

Nous ne saurions terminer sans remercier nos parents spirituels, monsieur AWOMON Bertin pasteur et directeur de ligue de la lecture de bible, madame AWOMON Florence enseignant-chercheur à l'université Félix Houphouët Boigny de Cocody, pour leurs conseils et accompagnement spirituel tout au long de cette thèse.

Pour tous ceux qui m'ont assisté de près ou de loin, à travers ces mots recevez l'expression de ma profonde et sincère gratitude.

Liste des tableaux

Tableau 1 :Taux de fragmentation et qualité du lien avec 2 liens	69
Tableau 2: Taux de fragmentation et qualité du lien avec 4 liens	70
Tableau 3: taux de transmission selon le type de modulation	75
Tableau 4: Seuil énergétique	89

Liste des figures

Figure 1: Slots de fréquences fixe dans les WDM	5
Figure 2: Slots de fréquences flexibles	6
Figure 3: Architecture réseaux optiques élastiques	7
Figure 4: Architectures de réseaux : (a) architecture standard ; (b) architecture définie par logiciel.....	10
Figure 5: Architecture définie par logiciel	11
Figure 6: Réseau Local Extensible Virtuel.....	14
Figure 7: Architecture SDON	17
Figure 8: Architecture OpenFlow	18
Figure 9: Réseaux multi-domaines.....	21
Figure 10: Architecture pour routage horizontal.....	26
Figure 11: Architecture pour routage hiérarchique	26
Figure 12: Illustration des contraintes de continuité et de contiguïté : (a) graphe du réseau ; (b) Etat de l'allocation des slots sur chaque lien [62].....	27
Figure 13 : Problème de fragmentation [69]	28
Figure 14: Gestion de fragmentation [67]	29
Figure 15: Réseau SDON-M appliqué aux centres de données	47
Figure 16: Topologie explicative [18].....	49
Figure 17: Interconnexion des universités du Sénégal [125]	54
Figure 18: Architecture de simulation.....	56
Figure 19: Création de OVS1	57

Figure 20 : Création de l'OVS2	57
Figure 21 : création de l'OVS3	57
Figure 22: Création de tunnel entre l'OVS 1 et les deux autres OVS	58
Figure 23: Création de tunnel entre l'OVS 2 et les deux autres OVS	58
Figure 24: Création de tunnel entre l'OVS 3 et les deux autres OVS	58
Figure 25: affectation IP tunnel OVS1	58
Figure 26: affectation d'adresse IP au tunnel OVS 2	58
Figure 27: connexion du contrôleur aux OVS.....	59
Figure 28: Travaux pratiques de développent en java.....	60
Figure 29 : Installation de Astérisk	61
Figure 30: TP appel sur IP.....	61
Figure 31: Prise en main à distance.....	62
Figure 32: Configuration à distance temps réel de routeur physique.....	63
Figure 33: comparaison de latence.....	64
Figure 34 : Slots libres et occupés de deux liens.....	69
Figure 35: slots libres et occupés de quatre liens	70
Figure 36: Topologie NSFnet de 3 domaines.....	71
37: Sous topologie de 2 domaines.....	72
Figure 38: Organigramme du routage multi-domaines proposé	80
Figure 39: probabilité de blocage.....	82
Figure 40: Puissance consommée	83

Figure 41: Ressources utilisées	83
Figure 42: Collaboration entre domaines	86
Figure 43: Topologie multi-domaines	92
Figure 44: sous topologie avec un seul interlien entre domaines adjacents.....	93
Figure 45: sous topologie avec tous les interliens entre domaines adjacents.....	93
Figure 46: Topologie multi-domaines	98
Figure 47: Durée d'exécution avec les approches SS-TIL et SS-IL.....	99
Figure 48: Probabilité de blocage avec les approches SS-TIL et SS-IL	100
Figure 49: Probabilités de blocage	100
Figure 50: Ressources spectrales utilisées	101
Figure 51: Consommation énergétique	102

Liste des algorithmes

Algorithme 1: Remplacement du contenu dynamique en fonction de la latence (LE-DCR) [19]	50
Algorithme 2: Sélectionner le contenu le plus proche (SCPP)	51
Algorithme 3: Choix aléatoire d'interlien (CA-IL).....	73
Algorithme 4: Sélection interlien basé sur le taux de fragmentation (CIL-TFM)	74
Algorithme 5: sélection interlien basé sur la qualité de l'interlien.....	74
Algorithme 6: sélection interlien qui minimise la consommation de l'énergie (CIL-CEM) ...	78
Algorithme 7: construction sous topologie basée sur deux domaines	78
Algorithme 8: Construction de sous topologie avec l'interlien de faible délai	90
Algorithme 9: Construction de sous topologie avec tous les interliens	91
Algorithme 10: RSA INTER-DOMAINES	94
Algorithme 11: RSA INTRA-DOMAINES	95
Algorithme 12: RSA INTER-DOMAINES (RSA-CF).....	96
Algorithme 13: RSA INTRA-DOMAINES (RSA-C).....	96

Abréviations

BVT	B andwidth V ariable T ransponders
BV-OXC	B andwidth- V ariable C ross- C onnect
BV-WSS	B andwidth- V ariable W avelength- S elective S witches
BPSK	B inary P hase- S hift K eying
BER	B it E rror R ate
BGP-LS	B order G ateway P rotocol L ink- S tate
CD	C entre de D onnées
CA-IL	C hoix A léatoire d' I nterlien
5G	C inquième G énération
CWDM	C oarse W avelength D ivision M ultiplexing
CO-OFDM	C oherent O ptical O FDM
DWDM	D ense W avelength D ivision M ultiplexed
DD-OFDM	D irect D etection - O rthogonal F requency D ivision M ultiplexed
EDP	E cole D octorale P olytechnique
EON	E lastic O ptical N etworks
FM	F ragmentation M etric

GMPLS	Generalized Multi-Protocol Label Switching
GNS3	Graphical Network Simulator
QAM	Guadrature Amplitude Modulation
INP-HB	Institut National Polytechnique Félix Houphouët-Boigny
IA	Intelligence Artificielle
IP	Internet Protocol
LARIT	Laboratoire de Recherche en Informatique et Télécommunication
LAN	Local Area Network
LTS	Long Term Support
NSFnet	National Science Foundation Network
NETCONF	Network CONFIGuration Protocol
NVGRE	Network Virtualization Generic Routing Encapsulation
OVS	Open Virtual Switch
O-OFDM	Optical - Orthogonal Frequency Division Multiplexed
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplex
PCC	Path Computation Client
PCE	Path Computation Element
PCEP	Path Computation Element Protocol
QPSK	Phase-Shift Keying

QPSK	Q uadrature P hase S hift K eying
QL	Q ualité du L ien
QOS	Q uality O f S ervices
QOT	Q uality O f T ransmission
LE-DCR	R emplacem e nt du C ontenu D ynamique en F onction de la L atence
RSA	R outing and S pectrum A llocation
RMSA	R outing, M odulation and S pectrum A ssignments
SI-QI	S élection I nterlien B asé sur la Q ualité de l' I nterlien
CIL-TFM	S élection I nterlien B asé sur le T aux de F ragmentation
CIL-CEM	S élection I nterlien qui M inimise la C onsommation de l' E nergie
SCPP	S électionner le C ontenu le P lus P roche
SBPGP	S hared B ackup P ath G rooming P rotection
SNMP	S imple N etwork M anagement P rotocol
SDN	S oftware D efined N etwork
SDON	S oftware D efined O ptical N etworks
MD-STG-RSA	S ub- T opology G raph B ased R SA
TF	T aux de F ragmentation
TP	T ravaux P ratiques
UMRI	U nité M ixte de R echerche et d' I nnovation

UCAD	Universit� Cheikh Anta Diop
UNA	Universit� Nangui Abrogoua
VxLAN	Virtual Extensible LAN
VTEP	Virtual Tunnel End Point
WDM	Wavelength Division Multiplexing

Résumé

Ces dernières années, le trafic Internet a augmenté en raison de la prolifération des applications telles que le streaming, le cloud computing et l'avènement de l'Internet des objets. Pour transmettre ce trafic croissant, les réseaux de transports optiques sont idéals. C'est dans cette optique qu'est apparu le réseau optique à multiplexage en longueur d'onde (Wavelength Division Multiplexing, WDM) qui permet de transmettre plusieurs flux simultanément. Cependant, l'utilisation des bandes de fréquences fixes par cette technologie entraîne un gaspillage des ressources optiques. Pour remédier à cela, les chercheurs ont proposé les réseaux optiques élastiques (Elastique Optical Networks, EON) avec la possibilité d'attribution de bandes de fréquences en fonction des besoins de la demande de connexion. Parallèlement est apparu le paradigme ou (Software Defined Networks, SDN) afin d'automatiser et simplifier la gestion réseau, contrairement à l'architecture traditionnelle.

Considérant les avantages des réseaux optiques élastiques et de l'architecture définis par logiciel, des chercheurs ont couplé le SDN aux EON. Ce qui permet d'obtenir les réseaux optiques élastiques définis par logiciel ou (Software Defined Optical Networks, SDON) offrant un contrôleur SDN centralisé et programmable.

Face à l'augmentation du trafic internet, il devient nécessaire d'optimiser le routage et l'allocation de ressources afin de garantir la qualité de service de bout en bout. Cette optimisation peut se faire au travers de la minimisation de la latence, la réduction de la consommation de l'énergie, la minimisation du taux de fragmentation dans le réseau.

Cependant, comment optimiser le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel afin de garantir la qualité de service de bout en bout ?

Pour répondre à cette problématique générale, nous avons développé dans cette thèse de nouveaux algorithmes de routage et d'allocation de ressources qui minimisent la latence, réduisent la probabilité de blocage en considérant la consommation de l'énergie, l'utilisation des ressources dans le réseau, le délai de transmission.

Dans notre première contribution, nous avons proposé un algorithme qui optimise le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux de centres de données optiques définis par logiciel, avec l'utilisation des réseaux virtuels extensibles ou Virtual Extensible Local Area Network

(VxLAN). Cela permet la mise en œuvre de modèle socioconstructiviste tout en minimisant le temps de latence. Nous testons notre solution à l'université Cheikh Anta Diop de Dakar à travers des équipements physiques optiques. En effet, le réseau universitaire du Sénégal comprenant cinq universités utilise les réseaux optiques. Cette solution a considérablement amélioré la latence en rendant fluide et synchrone les cours et travaux pratiques en ligne.

Dans notre deuxième contribution, nous proposons un modèle de fragmentation en vue d'optimiser les ressources du réseau et plusieurs algorithmes de construction de sous-topologie tenant compte des paramètres tels que le taux de fragmentation, la consommation d'énergie et la probabilité de blocage. Notre solution a permis d'optimiser l'utilisation des ressources du réseau, de réduire la consommation d'énergie du réseau ainsi que la probabilité de blocage par rapport aux modèles existants dans la littérature à travers les simulations qui ont été réalisées.

Dans notre troisième contribution, nous proposons différentes approches. La première qui sélectionne le chemin qui a le plus faible délai de transmission en minimisant la fragmentation des ressources et la deuxième qui sélectionne le chemin ayant le plus faible délai de transmission de bout en bout. Les simulations ont démontré que sélectionner le chemin qui a le plus faible délai de transmission et qui minimise le taux de fragmentation de bout en bout, permet de minimiser la consommation de l'énergie, la probabilité de blocage et une utilisation efficace des ressources spectrale dans les réseaux optiques élastiques multi-domaine définis par logiciel.

Mots-clés : Optimisation, Routage et allocation du spectre, SDON, Réseau multi-domaines, qualité de service, fragmentation, délai de bout en bout.

Abstract

ROUTING OPTIMIZATION AND RESOURCE ALLOCATION IN SOFTWARE-DEFINED ELASTIC MULTI-DOMAIN OPTICAL NETWORKS

In recent years, Internet traffic has increased due to the proliferation of applications such as streaming, cloud computing and the advent of the Internet of Things. To transmit this growing traffic, optical transport networks are ideal. This is where the optical network or Wavelength Division Multiplexing (WDM) came in, which allows multiple streams to be transmitted simultaneously. However, the use of fixed frequency bands by this technology wastes optical resources. To remedy this, researchers have proposed the Elastic Optical Network (EON) with the possibility of allocating frequency bands according to the needs of the connection demand. At the same time, the paradigm of Software Defined Networks (SDN) has emerged to automate and simplify network management, unlike the traditional architecture.

Considering the advantages of elastic optical networks and software defined architecture, researchers have implemented the architecture of elastic optical networks defined by software. This results in the Software Defined Optical Networks (SDON) offering a centralized and programmable SDN controller.

As Internet traffic increases, it becomes necessary to optimize routing and resource allocation to ensure end-to-end quality of service. This optimization can be done by minimizing latency, reducing energy consumption, minimizing the fragmentation rate in the network.

However, how to optimize routing and resource allocation in software-defined elastic optical networks to ensure end-to-end QoS?

To address this general problem, we have developed in this thesis new routing and resource allocation algorithms that minimize latency, reduce blocking probability by considering energy consumption and resource utilization in the network, the transmission delay.

In our first contribution, we proposed an algorithm that optimizes routing and resource allocation in software-defined optical data center networks with the use of Virtual Extensible Local Area Networks (VXLANs). This allows for the implementation of social constructivist models while minimizing latency. We have tested our solution at the Cheikh Anta Diop

University of Dakar through physical optical equipment. Indeed, the university network of Senegal, comprising five universities, uses optical networks. This solution has considerably improved the latency by making the online courses and practical works fluid and synchronous in the context of covid-19.

In our second contribution, we propose a fragmentation model to optimize the network resources and several algorithms to build sub-topologies considering parameters such as fragmentation rate, energy consumption and blocking probability. Our solution has allowed us to optimize the use of the network resources, to reduce the energy consumption of the network as well as the blocking probability compared to the existing models in the literature through the simulations that have been performed.

In our third contribution, we propose different approaches. The first which selects the path with the lowest transmission delay while minimizing resource fragmentation and the second which selects the path with the lowest end-to-end transmission delay. Simulations have shown that selecting the path with the lowest transmission delay and minimizing the end-to-end fragmentation rate minimizes energy consumption, blocking probability and efficient use of spectral resources in software-defined elastic multi-domain optical networks.

Keywords: Routing and spectrum allocation optimization, SDON, multi-domain network, quality of service, fragmentation, end-to-end delay.

Table des matières

Dédicace	iii
Remerciements	iv
Liste des tableaux	iv
Liste des figures	v
Liste des algorithmes.....	viii
Abréviations	ix
Résumé	xiii
Abstract	xv
Table des matières	xvii
INTRODUCTION GÉNÉRALE.....	1
1. Contexte et motivation.....	1
2. Contributions.....	2
3. Organisation de la thèse	3
4. Liste de publications et conférences	3
CHAPITRE 1 : CONCEPTS DE BASE DES RÉSEAUX OPTIQUES ÉLASTIQUES DÉFINIS PAR LOGICIEL	5
1.1. Introduction.....	5
1.2. Les réseaux optiques élastiques	5
1.2.1. Architecture de réseaux optiques élastiques	6
1.2.1.1. Les émetteurs-récepteurs.....	7
1.2.1.2. Le transpondeur à largeur de bande variable	7
1.2.1.3. Le commutateur sélectif de spectre à largeur de bande variable.....	8

1.2.1.4. La technologie OFDM	8
1.3. Les réseaux définis par logiciel (Software Defined Networking, SDN).....	9
1.3.1. Architecture définie par logiciel.....	10
1.3.1.1. Le plan de contrôle	11
1.3.1.2. Plan de données et plan d'application	12
1.4. Technologies définis par logiciel	12
1.4.1. Contrôleur de réseau	12
1.4.2. Virtualisation des fonctionnalités réseaux	13
1.4.2.1. Réseau Local Virtuel (VLAN)	13
1.4.2.2. Réseau local virtuel extensible (VXLAN)	13
1.4.3. Technologie d'encapsulation flexible	14
1.5. Domaines d'application des réseaux définis par logiciel.....	15
1.5.1. Application des SDN aux centres de données	15
1.5.2. Application des SDN aux entreprises	15
1.5.3. SDN dans les réseaux optiques	16
1.6. Les réseaux optiques élastiques définis par logiciel	16
1.6.1. Architecture.....	17
1.6.2. Protocoles.....	17
1.6.2.1. Protocoles proactifs	19
1.6.2.2. Protocoles réactifs	19
1.6.2.3. Protocoles hybrides	19
1.7.3. Les technologies.....	19
1.7.3.1. Le transpondeur à multi-flux.....	19
1.7.3.2. Les commutateurs sélectifs de longueur d'onde à largeur de bande variable...	20
1.7.3.3. Répartiteur optique à largeur de bande variable.....	20
1.8. Les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel	20
1.8.1. Modèle de réseau optique élastique multi-domaine défini par logiciel	21

1.8.2. Domaine	22
1.8.3. Sous-topologie	22
1.8.4. Interlien entre domaines adjacents	22
1.8.5. L'intérêt du multi-domaines.....	22
1.8.6. Émetteurs-récepteurs optique élastique définis par logiciel	23
1.8.7. Commutateurs optiques élastiques définis par logiciel.....	23
1.8.8. Transpondeur optique élastique définis par logiciel	23
1.8.9. Amplificateur optique élastique définis par logiciel.....	24
1.8.10. Collaboration entre contrôleurs.....	24
1.8.10.1. L'approche verticale.....	24
1.8.10.2. L'approche horizontale	24
1.8.10.3. Routage et Allocation des ressources dans les SDON	25
1.9. Routage	25
1.9.1. Routage horizontal	25
1.9.2. Routage hiérarchique	26
1.9.3. Allocation de ressources	26
1.9.3.1. Contraintes d'allocation	26
1.9.3.2. Fragmentation du spectre	27
1.9.3.3. L'approche de défragmentation.....	28
1.9.3.4. L'approche de non-défragmentation	29
1.10. Conclusion	29
CHAPITRE 2 : ETAT DE L'ART	31
2.1. Introduction.....	31
2.2. Problème de Routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques mono-domaine définis par logiciel	31
2.2.1. Problème de fragmentation	32
2.2.2. Problème de latence	32

2.2.3. Problème de probabilité de blocage élevée.....	33
2.2.4. Problème d'utilisation efficace de ressources et de consommation énergétique élevée	34
2.3. Routage et allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel.....	34
2.3.1. Problème de qualité de service.....	34
2.3.2. Problème de latence dans les réseaux de centre de données.....	37
2.3.3. Problème de collaboration entre contrôleurs SDN	39
2.4. Problème de délai de transmission de bout en bout.....	40
2.6. Problème de construction de sous topologie.....	42
2.5. Discussion	44
2.6. Conclusion	45
CHAPITRE 3 : optimisation du routage et allocation des ressources dans les réseaux de centres de données optiques élastiques définis par logiciel.....	46
3.1. Introduction.....	46
3.2. Spécification du problème	46
3.3. Algorithme de sélection de contenu le plus proche de l'utilisateur	48
3.3.3. Calcul de complexité de temps d'exécution des algorithmes	52
3.3.4. Analyse des complexités de temps d'exécution des algorithmes	53
3.5. Evaluation de performance	53
3.5.1. Expérimentation	53
3.5.2. Cas de travaux pratiques	59
4.6. Résultats et discussion	63
3.7. Conclusion	64
CHAPITRE 4 : Optimisation du routage inter-domaine et de l'allocation des ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines.....	66
4.1. Introduction.....	66

4.2. Spécification de problème.....	66
4.2.1. Modèle du système multi-domaines	67
4.2.2. Métrique de fragmentation.....	67
4.2.3. Métrique proposée	68
4.2.4. Calcul du taux de fragmentation et la qualité du lien pour l'allocation de la ressource c=2 : cas 1	69
4.2.5. Calcul du taux de fragmentation et la qualité du lien pour l'allocation de la ressource c=2 : cas 2	70
4.3. Algorithmes de construction de sous topologies	71
4.3.1. Choix Aléatoire.....	73
4.3.2. Algorithme de sélection du meilleur interlien.....	73
4.3.3. Algorithme de l'interlien qui consomme moins d'énergie entre deux domaines ...	74
4.3.3.1. Puissance consommée par le transpondeur	75
4.3.3.2. Puissance consommée du commutateur optique	75
4.3.3.3. Puissance consommée par un amplificateur optique.....	76
4.4. Algorithme de construction de la sous topologie basée sur deux domaines.....	78
4.5. Algorithme de routage et d'allocation de ressources multi-domaines.....	78
4.6. Simulation et Discussion.....	81
4.7. Conclusion	84
CHAPITRE 5 : Le routage et l'allocation des ressources basé sur le délai de transmission de bout en bout.....	85
5 .1. Introduction.....	85
5.2. Spécification de problème.....	85
5.3. Modèle du système multi-domaines	86
5 .4. Description de la collaboration hiérarchique entre contrôleurs lors de la transmission multi-domaines	86
5.5. Métriques de calcul de délai de transmission inter-domaines	87

5.5.1. Calcul du délai au niveau du plan de données	87
5.5.2. Délai de transmission au niveau du plan de contrôle.....	88
5.7. Algorithme de sélection de chemin inter-domaines ayant le plus faible délai de transmission	89
5.8. Construction de la sous topologie	90
5.8.1. Complexité des algorithmes.....	91
5.8.2. Exemple de sous topologie	92
5.9. Algorithme de routage et d'allocations multi-domaines.....	93
5.9.1. Algorithme de sélection du chemin de meilleur coût (RSA-C).....	94
5.9.2. Algorithme de sélection le chemin de plus faible coût en minimisant la fragmentation des ressources (RSA-CF).....	95
5.10. Simulation et discussion	97
5.11. Conclusion	102
CONCLUSION GENERALE ET PERSPECTIVES	104
1. Conclusion générale.....	104
2. Perspectives.....	105
Références bibliographiques	107

INTRODUCTION GÉNÉRALE

1. Contexte et motivation

Le monde de la technologie est constamment en évolution, par la prolifération des applications de cloud computing, la croissance des services multimédia, l'avènement de l'internet des objets et de l'intelligence artificielle. De plus, le nombre d'utilisateurs d'Internet mondial devrait atteindre 9,7 milliards en 2050 [1]. Au vu de ce nombre considérable d'utilisateurs connectés et de l'évolution importante de demande de bande passante il est important d'adopter des technologies de transport qui fournissent un haut débit.

La mise en œuvre du télétravail et de la formation à distance génère un volume important de données qui favorise la croissance colossale de débits demandés aux opérateurs réseaux. Face à cette augmentation du volume de données, plusieurs technologies de transmission existent à savoir la transmission par onde radio, câble et fibre optique.

L'Internet d'aujourd'hui est composé d'un ensemble de réseaux multi-domaines où chaque domaine est généralement administré et géré par un seul opérateur de réseau. Cette subdivision du réseau Internet en plusieurs domaines, associé à l'émergence et l'adoption croissante des nouvelles technologies utilisent les réseaux SDN.

Au sein d'un domaine administratif, le contrôleur SDN dispose d'une vue globale du réseau et pourrait facilement adapter les décisions de routage et de transfert à la demande et ainsi satisfaire les objectifs de performances requis.

Cependant, dans un scénario multi-domaines, un contrôleur de domaine ne tient pas compte des décisions de routage dans les autres domaines, du présent état de l'utilisation des ressources et des exigences de performances en termes de bande passante et de délai de bout en bout des flux associés aux applications.

La capacité des réseaux optiques à fournir un haut débit et la capacité des réseaux SDN à être flexible et programmable, ont fait naître les réseaux optiques élastiques définis par logiciel.

La problématique générale étudiée dans cette thèse est liée au problème du routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques multi-domaines définis par logiciel. Au

cours de cette thèse, nous nous sommes intéressés de façon spécifique à l'optimisation du routage inter-domaines en tenant compte du temps de latence entre utilisateur et centre de données, l'utilisation des ressources et de l'énergie consommée.

Dans cette thèse, nos travaux s'articulent autour de l'optimisation du routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel.

2. Contributions

Différentes solutions ont été proposées dans cette thèse. L'optimisation du routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel peut nécessiter un temps de latence minimum d'accès aux ressources, une probabilité de blocage raisonnable, une consommation d'énergie minimum, une utilisation efficace des réseaux et une minimisation du délai de transmission. De ce fait, nous proposons trois contributions dans cette thèse.

Dans la première contribution, nous proposons un algorithme qui optimise le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux de centres de données optiques définis par logiciel, avec l'utilisation des réseaux virtuels extensibles (VxLAN). Cela permet la mise en œuvre de modèle socio constructiviste tout en minimisant le temps de latence. Notre solution est testée à l'université Cheikh Anta Diop de Dakar. Les résultats de notre expérimentation montrent une amélioration de la latence d'accès lors des partages d'écran pendant les travaux pratiques en ligne.

Dans la deuxième contribution, nous proposons un algorithme de routage et d'allocation de ressources inter-domaine dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel. Nous proposons également dans cette approche un modèle mathématique de détermination du taux de fragmentation des slots de fréquences et de la consommation d'énergie du réseau. Notre solution optimise l'utilisation de ressources, minimise la probabilité de blocage.

Dans la troisième contribution, nous proposons deux approches de routage et allocation de ressources. Notre première approche permet de sélectionner le chemin de plus petit coût et qui minimise la fragmentation des ressources spectrales du chemin, et notre deuxième approche sélectionne le chemin de plus petit coût. Les simulations ont démontré que sélectionner le chemin qui a le plus faible délai de transmission de bout en bout optimise le routage et

l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaine définis par logiciel

3. Organisation de la thèse

La suite du manuscrit est constituée de cinq chapitres.

Le chapitre 1 fait un bref historique sur les réseaux optiques, en présentant les différentes architectures des réseaux optiques. Il y présente également les composants et les avantages des réseaux optiques élastiques.

Le chapitre 2 est consacré à l'état de l'art des approches issus de la littérature traitant de l'optimisation du routage et de l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel.

Les chapitres 3, 4 et 5 constituent les contributions majeures de notre thèse.

Le chapitre 3 présente un algorithme qui réduit la latence entre utilisateur et centre de données.

Le chapitre 4 présente un algorithme de routage et allocation inter-domaines, qui réduit la probabilité de blocage des connexions et permet une utilisation efficace des ressources spectrales.

Le chapitre 5 présente une amélioration du routage inter-domaines en tenant compte du délai de transmission de bout en bout.

4. Liste de publications et conférences

Les travaux réalisés au cours de cette thèse ont permis de publier trois (3) articles scientifiques :

1. **KIE Eba Victoire**, ANOH Nogbou Georges, ADEPO Joel Christian, BABRI Michel, "Optimization of Inter-Domain Routing and Resource Allocation in Elastic Multi-Domain Optical Networks", *International Journal of Computer Networks and Applications (IJCNA)*, 9(3), PP: 279-291, 2022, DOI: 10.22247/ijcna/2022/212554
2. **KIE Eba Victoire**, M. Babri, C. Lishou, et S. Ouya, « Improvement of online real-time practical work platforms by optimizing routing and resource allocation in software-defined elastic optical data center networks: The case of the Cheikh Anta Diop University of Dakar », in *2021 International Conference on Digital Age & Technological Advances for Sustainable Development (ICDATA)*, Marrakech, Morocco, juin 2021, p. 129-132. doi: 10.1109/ICDATA52997.2021.00033

3. **KIE Eba Victoire**, ANOH Nogbou Georges, Boko AKA, BABRI Michel, “Algorithms for sub-topology construction in software-defined multi-domain elastic optical networks”, *Afrique Science*, Vol 22, N°4 (2023) 114-121.

Et une communication scientifique:

2021 International Conference on Digital Age & Technological Advances for Sustainable Development (ICDATA), Marrakech, Morocco, juin 2021

<https://ieeexplore.ieee.org/xpl/conhome/9586776/proceeding>

CHAPITRE 1 : CONCEPTS DE BASE DES RÉSEAUX OPTIQUES ÉLASTIQUES DÉFINIS PAR LOGICIEL

1.1. Introduction

Les solutions optiques élastiques définies par logiciel qui associent les réseaux optiques élastiques et les réseaux définis par logiciel (SDN) sont des solutions prometteuses pour l'amélioration des performances réseaux. Pour une meilleure compréhension, nous définissons les concepts de base liés aux réseaux optiques élastiques définis par logiciel, à savoir les réseaux optiques élastiques, les réseaux définis par logiciel, le routage et l'allocation de ressources et les contraintes d'allocation de ressources.

1.2. Réseaux optiques élastiques

Les besoins importants de bande passante des services et applications internet, ont amené des chercheurs à proposer les réseaux de transport optiques par répartition de longueur d'onde ou Wavelength Division Multiplexing (WDM) pour la transmission des données. Les liens optiques WDM sont subdivisés chacun en bandes de tailles fixes de 50 GHz, comme nous pouvons le voir sur la Figure 1

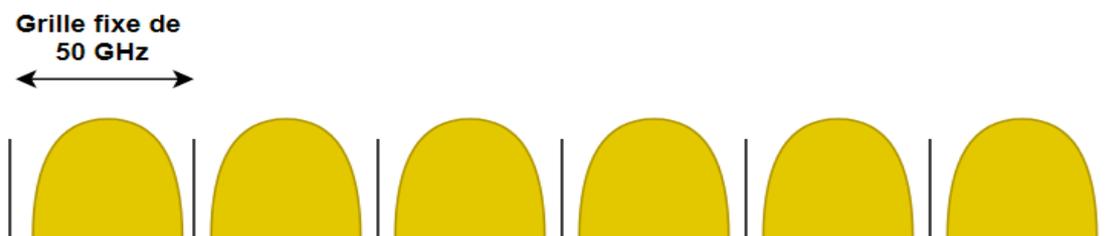


Figure 1: Slots de fréquences fixe dans les WDM

Il faut savoir qu'il existe plusieurs approches de réseaux WDM selon la longueur d'onde utilisée, telles que le multiplexage par répartition en longueur d'onde large CWDM (Coarse wavelength division multiplexing) et le Multiplexage dense par répartition en longueur d'onde DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing). En effet, le CWDM est doté d'un espacement des canaux plus large que DWDM, soit un espacement entre 0.4 et 1.6 nanomètre pour le DWDM et 20 nanomètres pour le CWDM [2].

Cependant, les réseaux optiques WDM montrent des limites au niveau de la répartition de la bande de fréquence fixe, ce qui entraîne une certaine inefficacité pour les nouvelles générations de services internet. Pour résoudre cette problématique des réseaux basés sur le WDM, des chercheurs ont énoncé les réseaux optiques élastiques, qui offrent une technologie de grille de fréquence flexible et augmentent la capacité des transmissions selon les auteurs dans [3]–[6]. En effet, les réseaux optiques élastiques sont basés sur la technique de modulation OFDM (Orthogonal frequency division multiplexing) qui permet la division bande de fréquence unitaire de 12,5 GHz et le multiplexage du flux de données sur le long du chemin optique rendant ainsi le spectre flexible comme nous pouvons le voir dans la Figure 2.

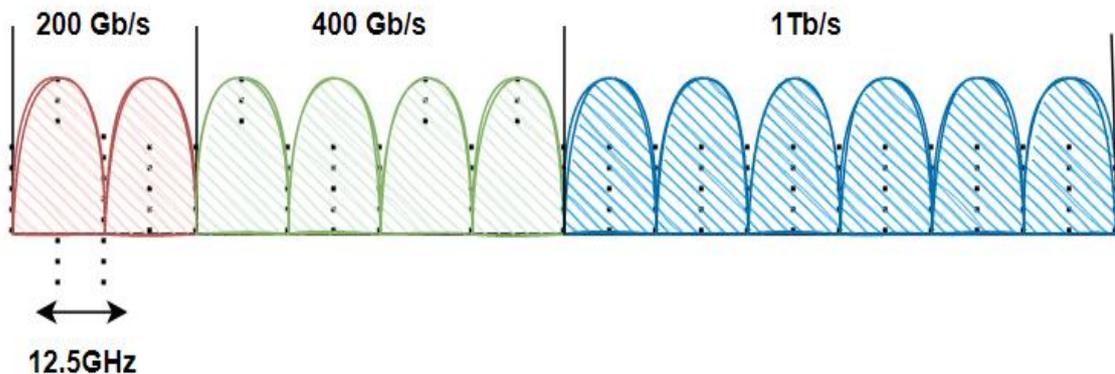


Figure 2: Slots de fréquences flexibles

1.2.1. Architecture de réseaux optiques élastiques

L'architecture des réseaux optiques élastiques se compose généralement, d'émetteurs-récepteurs flexibles, de transpondeurs à largeur de bande variable (Bandwidth Variable Transponders, BVT), de commutateurs sélectifs de spectre à largeur de bande variable (Bandwidth-Variable Wavelength-Selective Switches, BV-SSS), présenté à la Figure 3.

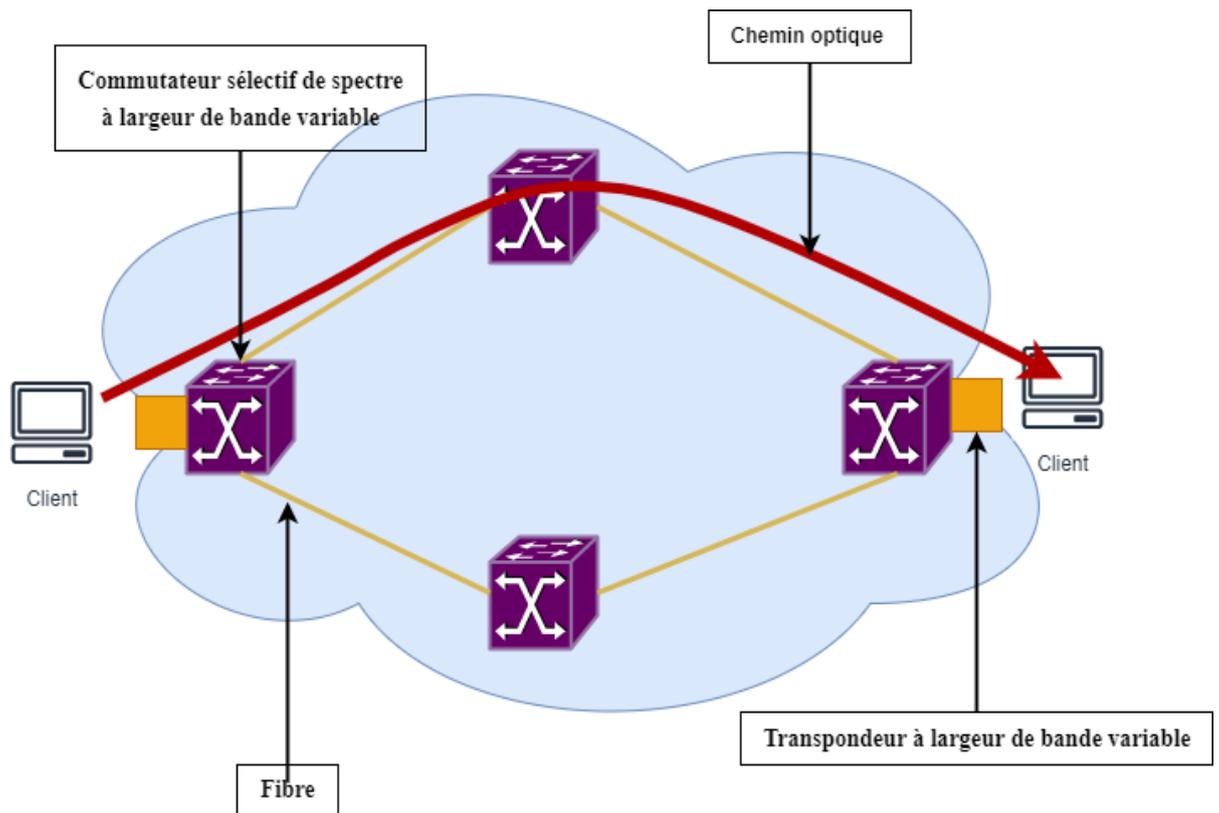


Figure 3: Architecture réseaux optiques élastiques

1.2.1.1. Émetteurs-récepteurs

Les émetteurs-récepteurs sont des entités conçus pour exploiter au mieux la largeur de bande disponible sur le chemin optique, c'est à dire l'envoi et la réception de données. En effet, les émetteurs-récepteurs contiennent des composants électroniques qui conditionnent et codent / décodent les données en impulsions lumineuses, les transfèrent ensuite à l'autre extrémité sous forme de signaux électriques. Pour envoyer des données sous forme de lumière, l'émetteur-récepteur utilise une source lumineuse, qui est contrôlée par les pièces électroniques, et pour recevoir des impulsions lumineuses, il utilise une photodiode semi-conductrice.

1.2.1.2. Transpondeur à largeur de bande variable

Les transpondeurs permettent la conversion du signal optique en signal électrique et vice versa.

Le transpondeur à largeur de bande variable est l'un des éléments clés de l'architecture réseaux optiques élastiques, par sa prise en charge de données d'entrée de débits multiple (de 10 Gb/s à 1 Tb/s), l'adaptation dynamique de codage, le choix dynamique de format de modulation. Afin

de garantir une utilisation efficace de ressources spectrales sur le chemin optique, le transpondeur à largeur de bande variable génère un signal optique en utilisant les ressources spectrales nécessaires pour la transmission du signal du client [7].

1.2.1.3. Commutateur sélectif de spectre à largeur de bande variable

Le commutateur sélectif de spectre à largeur de bande variable est l'élément central de l'architecture réseau. Il a la capacité d'acheminer, de bloquer de manière dynamique toute longueur d'onde de bout en bout. En effet, le commutateur sélectif de spectre à largeur de bande variable est constitué d'un port optique commun unique et de N ports opposés à longueurs d'onde multiples [8].

1.2.1.4. Technologie OFDM

Le multiplexage par répartition orthogonale de la fréquence (Orthogonal Frequency Division Multiplexing, OFDM) est un système de modulation numérique multi-porteuse qui étend le concept de modulation à sous-porteuse unique en utilisant plusieurs sous-porteuses pour obtenir un canal unique. Contrairement à la transmission d'un flux de données à haut débit avec une seule sous-porteuse, l'OFDM utilise un grand nombre de sous-porteuses orthogonales étroitement espacées qui sont transmises en parallèle. Chaque sous-porteuse est modulée avec un schéma de modulation numérique classique (tel que QPSK, 16QAM, etc.) à une faible bande passante. Cependant, la combinaison de nombreuses sous-porteuses permet d'obtenir des débits de données similaires à ceux des schémas de modulation classiques à porteuse unique dans des largeurs de bande équivalentes. L'OFDM est basé sur la technique du multiplexage par répartition de fréquence, qui mappe les flux d'informations sur des canaux de fréquences parallèles et distincts. Afin de réduire les interférences entre les canaux adjacents, chaque canal optique est séparé des autres par une bande de garde. Au vu de l'émergence des réseaux de transport optique, des études ont été faites sur la technologie de transmission OFDM optiques (O-OFDM) [9]. En effet, il existe plusieurs versions de OFDM optique dont principalement le OFDM Optique à détection direct (DD-OFDM) et le OFDM Optique Coherent (CO-OFDM) [10] [11].

L'OFDM optique à détection directe est réalisée en émettant la porteuse optique avec la bande de base de l'OFDM de sorte que la détection directe avec une seule photodiode puisse être utilisée au niveau du récepteur pour reconvertir le champ optique au niveau électrique. Quant à l'OFDM optique cohérent (CO-OFDM), les données sont modulées en fréquence lumineuse et

défectées de manière cohérente. Également, l'OFDM optique cohérent offre une efficacité spectrale électrique et optique ainsi qu'une résistance à la dispersion optique élevées. De ce fait, le CO-OFDM apparaît comme étant un candidat intéressant pour le transport optique de 100 Gb/s à 1 Tb/s [12] [9].

1.3. Réseaux définis par logiciel (Software Defined Networking, SDN)

Selon [13], le réseau défini par logiciel est une méthode de la programmabilité du réseau, avec la capacité de créer, de contrôler, modifier et gérer le fonctionnement d'un réseau de manière dynamique à travers des interfaces ouverts. De ce fait, le réseau défini par logiciel met en évidence le rôle logiciel dans le fonctionnement du réseau par l'introduction d'une abstraction du plan de transfert de données en le dissociant du plan de contrôle. En effet, les réseaux définis par logiciel font référence à une architecture réseau dans laquelle la transmission dans le plan de données est gérée à distance par un plan de contrôle [14], comme présenté à la figure 4.

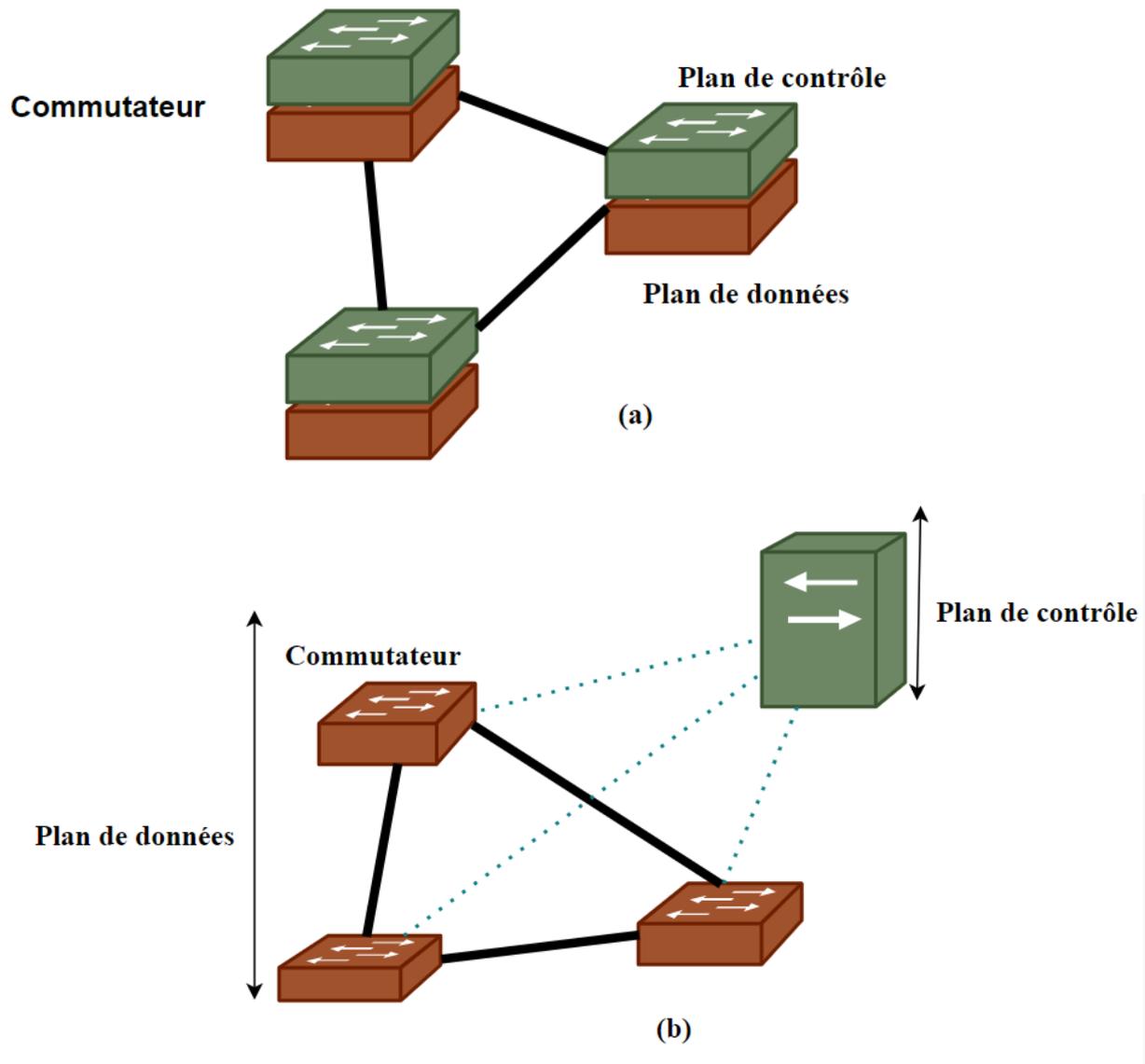


Figure 4: Architectures de réseaux : (a) architecture standard ; (b) architecture définie par logiciel

1.3.1. Architecture définie par logiciel

L'architecture SDN sépare le plan de contrôle du plan de données et rend ainsi la configuration des fonctions réseau indépendante du matériel. La liaison entre les différents plans du réseau est établie par l'utilisation d'un ensemble de protocoles sous la norme OpenFlow. La communication entre le contrôleur et les éléments du réseau se font à travers l'interface sud ou Southbound Interface. L'interface sud la plus connue est le protocole OpenFlow. De même, la couche d'application héberge des applications de réseau pour introduire de nouvelles caractéristiques de réseau, telles que la politique et le contrôle de la sécurité, la qualité de service du réseau, qui à leur tour aident le plan de contrôle à configurer le réseau avec ses exigences

d'application. La couche applicative reçoit du contrôleur une vue abstraite et globale du réseau et l'utilise pour fournir des recommandations sous la forme de différentes politiques ou règles d'application. L'interface entre la couche d'application et la couche de contrôle est appelée interface nord ou NorthBound Interface.

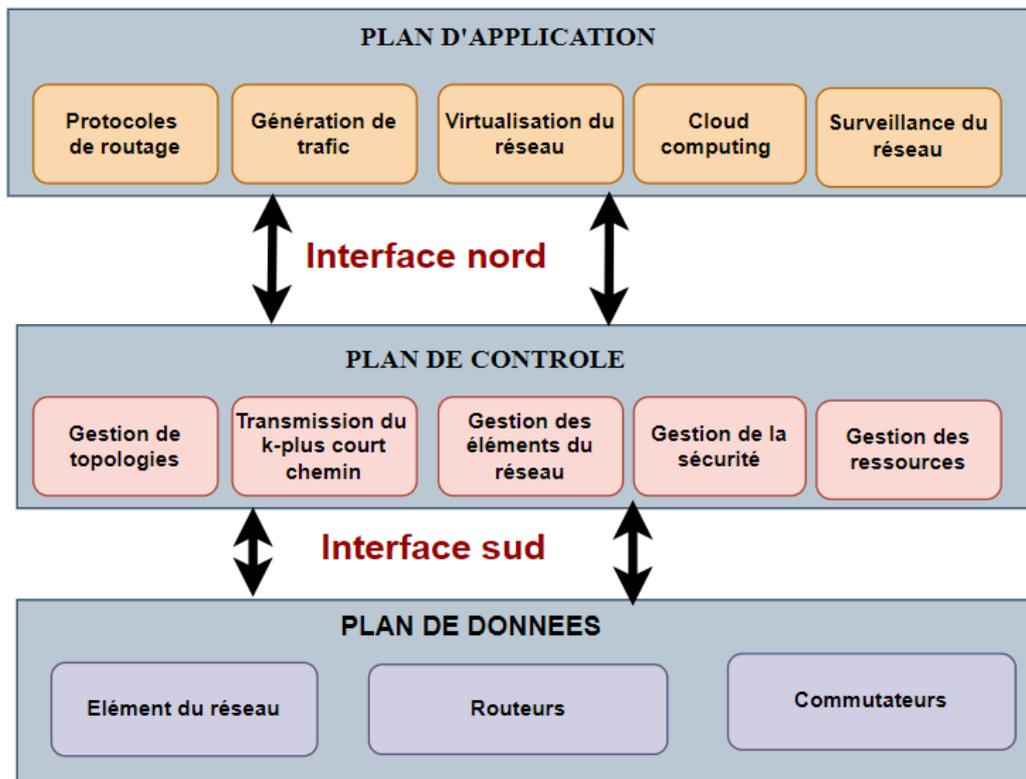


Figure 5: Architecture définie par logiciel

1.3.1.1. Le plan de contrôle

Le plan de contrôle est traditionnellement distribué et est chargé de la configuration de la transmission des données, de fournir les instructions de gestion des paquets du réseau. Le mode distribué du plan de contrôle permet aux contrôleurs SDN d'avoir une vue synchronisée et cohérente des données et de l'état du réseau [15]. En effet, le plan de contrôle est séparé du plan de données et la technologie de contrôle est retirée aux éléments du réseau qui deviennent de simples éléments de transmission. De ce fait, les décisions de transmissions dépendent du flux plutôt que de la destination. De manière générale, un flux se définit comme un ensemble de critères de sélection et un ensemble d'instructions, ou comme une séquence de paquets entre une source et une destination. Tous les paquets d'un flux reçoivent une gestion identique au niveau des éléments réseau de transmission. La programmation des flux donne une flexibilité de gestion aux réseaux définis par logiciel. Le contrôle du réseau étant retiré aux commutateurs

et transféré au contrôleur SDN, est géré par le logiciel SDN qui fournit les ressources et l'abstraction nécessaire pour faciliter la programmation des éléments de transmission du réseau, sur la base d'une vue globalement centralisée du réseau. Il faut savoir que la centralisation logique du contrôle offre aux réseaux définis par logiciel de nombreux avantages. Premièrement, il est plus facile et moins risqué de modifier les règles de fonctionnement du réseau par rapport à des configurations spécifiques sur chaque dispositif réseau. Deuxièmement, le programme de contrôle peut réagir automatiquement face à des modifications de l'état du réseau. Troisièmement, la centralisation de la logique de contrôle dans un contrôleur ayant une connaissance globale de l'état du réseau simplifie le développement de fonctionnalités, de services et d'applications de réseau plus complexes [16].

1.3.1.2. Plan de données et plan d'application

Le plan de données est constitué de ressources de type données qui se rapportent aux flux utilisateurs, ainsi que les ressources nécessaires pour la virtualisation, la connectivité, la sécurisation et la qualité de service du réseau. En général, Le plan de données exécute les règles de transmission établies par le plan du contrôleur, il ne prend aucune décision[15]. En d'autres termes, le plan de données se charge de la transmission du trafic réseau grâce aux règles de transmission données par le plan de contrôle à travers l'interface sud.

Concernant le plan d'application, c'est le niveau de l'architecture SDN qui contient les applications et logiciel du réseau. Le plan d'application communique avec le plan de contrôle à travers l'interface nord, présenté à la Figure 5.

1.4. Technologies définis par logiciel

Dans les réseaux définis par logiciel, les règles d'infrastructure du réseau peuvent être établies une fois pour toute. De ce fait, la gestion des services et applications devient aisée à grande échelle, quel que soit le lieu où se trouve l'administrateur du réseau, avec la qualité de services nécessaire. Toutes ces performances réseaux sont rendues possible grâce aux technologies suivantes.

1.4.1. Contrôleur de réseau

Le contrôleur réseau est un système serveur très évolutif, la clé de la gestion des réseaux définis par logiciel. Cette technologie fournit un système d'automatisation centralisé et programmable pour la gestion, la configuration et le monitoring du réseau. Le contrôleur réseau offre des

interfaces de communication au réseau. La première est une interface de programmation d'application ou Application Programming Interface (API) appelé interface sud, qui permet au contrôleur de communiquer avec les périphériques, les services et les composants du réseau. La seconde interface est l'interface nord qui permet aux applications de gestion et les centres de données de spécifier au contrôleur les paramètres et services dont ils ont besoin. Le contrôleur réseau permet également de gérer les fonctionnalités comme la virtualisation du réseau, les pare-feux, et l'équilibrage de charge.

1.4.2. Virtualisation des fonctionnalités réseaux

Cette technologie permet de mettre en place et de paramétrer la virtualisation des éléments du réseau afin de sauvegarder et diffuser les stratégies réseaux virtuels. La virtualisation réseau permet également de créer de nouveaux réseaux virtuels, de lier des machines virtuelles à ces réseaux et de faciliter la communication entre les machines virtuelles dans le même réseau. Concernant les centres de données, les fonctionnalités de virtualisation SDN supportent le réseau local virtuel ou Virtual Local Area Network (VLAN) et le Réseau local virtuel extensible ou Virtual Extensible LAN (VxLAN).

1.4.2.1. Réseau Local Virtuel (VLAN)

Les réseaux virtuels locaux sont des réseaux locaux qui regroupent un ensemble de machines de manière logique. En effet, dans un réseau local les différentes machines communiquent selon l'architecture physique du réseau. De ce fait, les réseaux virtuels (VLANs) solutionnent le problème des limitations de l'architecture physique (contraintes géographiques, contraintes d'adressage, ...) en définissant une segmentation logique (logicielle) basée sur un regroupement de machines grâce à des critères tel que les adresses MAC, numéros de port, protocole. De manière générale, les VLAN peuvent prendre en charge jusqu'à 4000 hôtes, ce qui n'est pas suffisant pour les centres de données. En effet, chaque machine virtuelle doit avoir indépendamment une adresse IP et MAC, ce qui engendre un nombre exponentiellement plus important d'hôtes. Par conséquent, les réseaux VLAN ne permettent de faciliter les migrations dynamiques de machines virtuelles et de gérer des dizaines de milliers d'hôtes dans les datacenters du cloud.

1.4.2.2. Réseau local virtuel extensible (VXLAN)

Pour remédier aux insuffisances des VLAN, sont apparu les réseaux locaux virtuels extensibles qui permettent la gestion de plus de 16 millions d'hôtes. En effet, le VxLAN représenté à la

Figure 6 permet de créer des tunnels en encapsulant les trames originales avec des entêtes complémentaires tels qu'une adresse IP (Internet Protocole), une adresse UDP (user datagram protocol) et l'entête VxLAN[17]. La technologie de virtualisation VxLAN permet également de regrouper virtuellement dans un seul réseau des machines situées dans des centres de données géographiquement dispersés, afin de transmettre des trames Ethernet entre elles comme si elles se trouvaient dans le même réseau local. Les entités réseau utilisées pour créer des tunnels entre différents centres de données sont appelées points d'extrémité de tunnel virtuel (VTEP). Un en-tête VxLAN comprend un champ de 24 bits, appelé identifiant de réseau VxLAN (VNI) utilisé pour identifier le VxLAN de manière unique. Le VNI est similaire à l'ID d'un VLAN, mais le fait de disposer de 24 bits vous permet de créer beaucoup plus de VxLAN que de VLAN.

Dans un réseau VxLAN comportant un grand nombre de VTEP, il devient fastidieux pour chaque VTEP de mettre à jour sa table de transfert, par conséquent, il est possible de découpler le plan de contrôle du plan de données au niveau du VTEP [18].

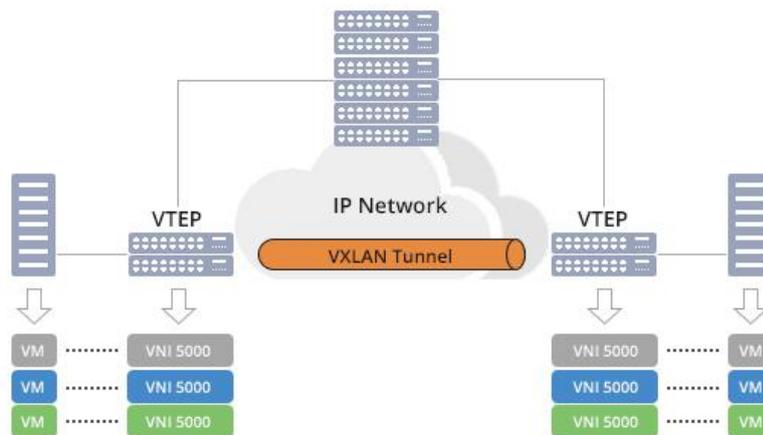


Figure 6: Réseau Local Extensible Virtuel

1.4.3. Technologie d'encapsulation flexible

Le SDN s'appuie sur l'encapsulation des paquets pour virtualiser le réseau et les réseaux définis par logiciel peuvent utiliser le format d'encapsulation VxLAN (Virtual Extensible LAN). En effet, l'entête de l'encapsulation VxLAN rajoute 50 octets à la taille globale d'une trame Ethernet. Les règles exécutées lors de l'encapsulation sont les suivantes :

- Si les adresses MAC source et destination se trouvent sur le même hôte, le trafic est commuté localement par le vSwitch et aucune encapsulation/décapsulation VxLAN n'est effectuée [19].
- Si les adresses MAC source et destination appartiennent à des hôtes différents, les trames sont encapsulées dans l'en-tête VxLAN approprié par le VTEP source et sont transmises au VTEP de destination [20].

1.5. Domaines d'application des réseaux définis par logiciel

Les réseaux définis par logiciel peuvent être appliqués dans différents environnements réseaux. En effet, la séparation du plan de contrôle et le plan de données facilite la création et le déploiement de nouveaux services et politiques réseaux [21].

1.5.1. Application des SDN aux centres de données

Les centres de données évoluent de plus en plus pour satisfaire les exigences des règles et services réseaux en progression permanente. Aussi les centres de données fonctionnent sur des réseaux à grande échelle, ce qui rend critique l'application des règles et la gestion du trafic. De ce fait, ces réseaux à grande échelle sont confrontés à plusieurs défis qui sont mieux gérés par l'architecture SDN. Appliquer l'architecture SDN aux centres de données permet une flexibilité dans la virtualisation des serveurs, mais également une automatisation synchrone du réseau [22].

1.5.2. Application des SDN aux entreprises

Avec l'évolution de la mondialisation économique, les marchés financiers gagnent en ouverture, en complexité et en dynamisme. Face à ces conditions, les entreprises doivent adopter les modèles de gestion flexibles appropriés [23]. De plus en plus d'entreprises utilisant l'architecture traditionnelle dans la gestion de leurs réseaux, recherchent des solutions novatrices pour optimiser leurs rendements et le déploiement de leurs réseaux. C'est dans ce cadre qu'est appliqué les réseaux définis par logiciel aux entreprises trouve son importance. En effet, les administrateurs réseaux d'entreprise sont capables de contrôler et gérer le réseau entier à travers l'abstraction des fonctionnalités du réseau. Les SDN contribuent à la création d'infrastructures réseaux dynamiques et programmables. Cela permet une flexibilité et une

centralisation de la gestion du réseau informatique d'entreprise [24]. Les réseaux définis par logiciel peuvent contribuer à l'optimisation du réseau d'entreprise par :

- La sécurité : les réseaux définis par logiciel ont la capacité de détecter les intrusions et d'assurer la sécurité des composants et des données du réseau, par l'intégration de services de sécurité performants.
- La réduction des coûts d'exploitation : les réseaux définis par logiciel favorisent une gestion centralisée et la programmabilité du réseau, la concentration des ID des utilisateurs, la concentration des équipements réseau avec l'automatisation des instructions de fonctionnement du réseau. Il en résulte un gain majeur de productivité et des réductions de coûts d'exploitations du réseau de l'entreprise.

1.5.3. SDN dans les réseaux optiques

Les réseaux optiques élastiques intégrant l'architecture traditionnelle où le plan de contrôle et le plan de données sont combinés, transportent des données à grande échelle, et cela entraîne de grandes difficultés pour la gestion et le contrôle des réseaux. Cette complexité dans la gestion des réseaux optiques élastiques avec l'architecture traditionnelle, peut être résolue par application des SDN aux réseaux optiques élastiques [25]–[29]. En effet, les réseaux définis par logiciel offrent un système qui assure la flexibilité et l'efficacité du contrôle et la gestion des réseaux optiques élastiques [30].

1.6. Réseaux optiques élastiques définis par logiciel

Un réseau optique élastique défini par logiciel (Software Defined Optical Network, SDON) est la combinaison des réseaux de transport à grande capacité de transmission optiques élastiques (Elastic Optical Network, EON) et des réseaux définis par logiciel (Software Defined Network SDN). Il faut savoir qu'au niveau de l'architecture réseau, le SDN sépare le plan de contrôle du plan de données et définit un système de contrôle réseau par la programmabilité des fonctions et des protocoles réseau [31].

1.6.1. Architecture

L'architecture des réseaux optiques élastiques définis par logiciel se compose de deux niveaux , à savoir le plan de données et le plan de contrôle [32] .

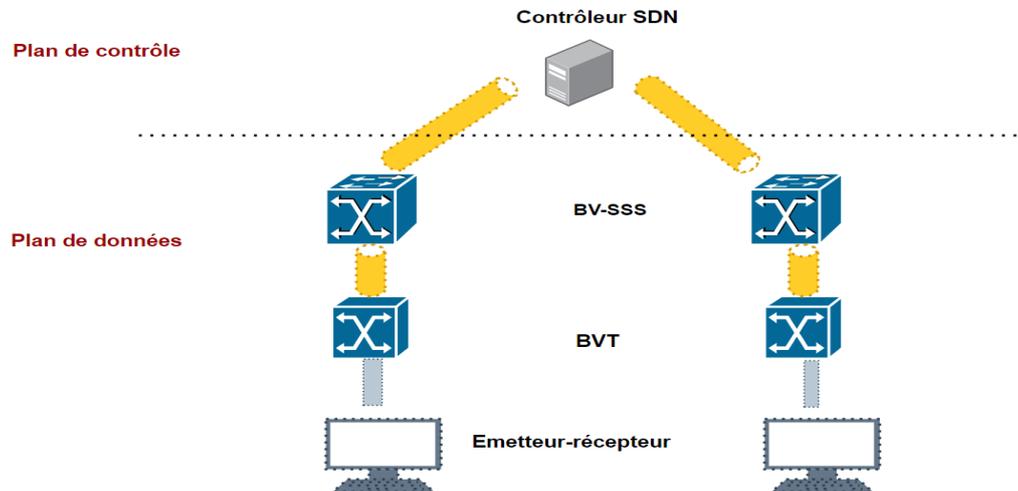


Figure 7: Architecture SDON

La Figure7 représente l'architecture SDON, où le plan de données comprend les équipements réseaux tels que des transpondeurs à bande passante variable ou Bandwidth Variable Transponders (BVT), des commutateurs optiques à bande passante variable ou BVWSS qui utilise une série de slots de fréquence (Frequency Slots, FS) continus et contigus pour établir les routes optiques. Le plan de données est piloté par le contrôleur SDN à travers le protocole OpenFlow étendu pour mettre en œuvre la fonctionnalité de contrôle centralisé. Le contrôleur SDN est constitué de six modules à savoir le module d'abstraction réseau, le module de base de données d'information, le module de gestion de topologie, le module de contrôle de la protection, le module de calcul de chemin (Path Computation Element, PCE), le module de plugin et le module de gestion des ressources.

1.6.2. Protocoles

Pour une bonne communication entre les différents éléments des réseaux optiques élastiques définis par logiciel, les éléments du réseau utilisent principalement le protocole OpenFlow. En plus du protocole OpenFlow, les protocoles IP(Internet Protocol), PCEP(Path Computation Element Protocol), NETCONF (Network Configuration protocol), SNMP(Simple Network Management Protocol) sont utilisés pour maintenir la communication entre le plan de données et le plan de contrôle [33].

- Le protocole OpenFlow : l'OpenFlow est un protocole qui permet aux applications logicielles de programmer la table de flux des commutateurs. De ce fait, une architecture OpenFlow comprend un commutateur OpenFlow, un canal sécurisé, ainsi qu'un contrôleur [34].

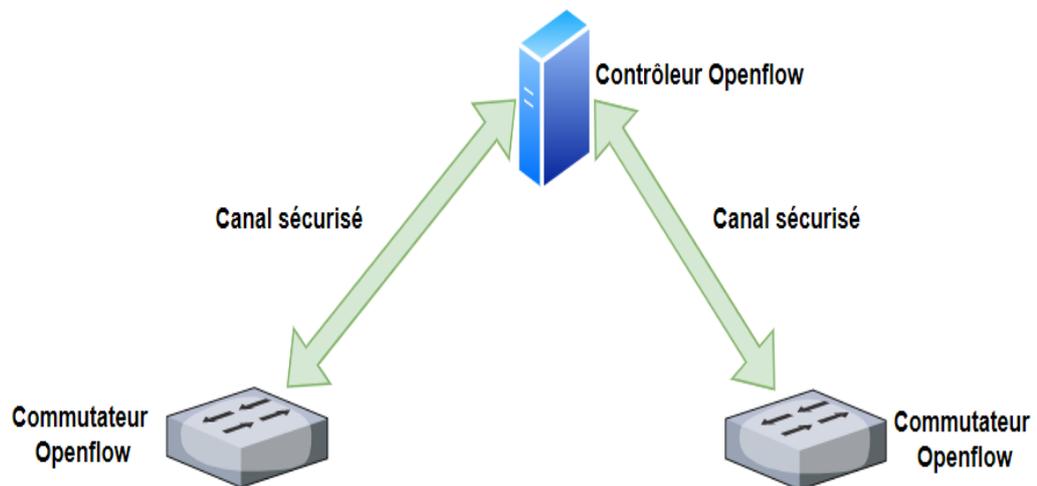


Figure 8: Architecture OpenFlow

Dans l'architecture OpenFlow représenté à la Figure 8, le contrôleur est un logiciel responsable de la gestion de la table de flux du commutateur à l'aide du protocole OpenFlow. Par le biais du canal, le contrôleur reçoit des requêtes des commutateurs et leur envoie des réponses. Il faut savoir qu'un commutateur conforme au protocole OpenFlow doit transmettre des paquets selon des règles prédéfinies [34].

- PCEP: le protocole de calcul du chemin (Path Computation Element Protocol, PCEP) facilite la communication entre le PCC (Path Computation Client) des éléments du réseaux et l'élément de calcul du chemin (Path Computation Element, PCE) se trouvant dans le contrôleur [35]. En effet, le PCE calcul de manière centralisée les chemins en tenant compte des contraintes fournies par les éléments du réseau et le PCC récupère la demande de calcul de chemin émise par le client [36].
- NETCONF: le protocole de configuration NETCONF permet la configuration, la modification, la suppression sur chaque élément du réseau [37].

Dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel il existe trois types de protocoles assimilés au routage. À savoir les protocoles proactifs, les protocoles réactifs et les protocoles hybrides.

1.6.2.1. Protocoles proactifs

Dans cette première catégorie de protocoles, le contrôleur SDN reçoit les règles de routage avant d'éventuelles demandes de connexion et les stocke au niveau de chaque nœud sous forme de tables et lorsqu'un changement quelconque se produit dans la topologie du réseau, il doit mettre à jour ces tables en fonction de la mise à jour [38]–[40].

1.6.2.2. Protocoles réactifs

Contrairement aux protocoles proactifs, les protocoles réactifs activent le calcul de route lorsqu'il y a une arrivée de demande de connexion dans le réseau. Ainsi, les éléments du réseau appliquent les règles de routage que leur transmet le contrôleur SDN lors de l'apparition de demande de connexion [38], [41].

1.6.2.3. Protocoles hybrides

Dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel il est possible d'avoir un protocole de routage hybride qui associe le protocole proactif et le protocole réactif. Ceci dans le but d'avoir une amélioration des performances réseaux en termes de délai et d'utilisation efficace du réseau [42], [43].

1.7.3. Les technologies

Les réseaux optiques élastiques définis par logiciel correspondent à des réseaux intelligents complètement automatiques, du fait de l'association de la technologie SDN aux réseaux optiques élastiques. Pour atteindre cet objectif, les réseaux optiques élastiques définis par logiciel doivent adopter des technologies innovatrices pour les règles d'allocation de ressources, les équipements optiques programmables et un environnement hétérogène.

1.7.3.1. Le transpondeur à multi-flux

Pour l'allocation des ressources, les réseaux optiques élastiques définis par logiciel utilisent la technologie des transpondeurs à multi-flux. Ce type de transpondeur divise les sous-porteuses qu'il génère et sont transférées de manière indépendante vers les éléments du réseau concerné par la demande de connexion. Physiquement, il existe plusieurs interfaces d'émission-réception

dans les transpondeurs à tranches, ce qui signifie que plusieurs signaux de plusieurs clients peuvent être traités par un seul transpondeur. Par conséquent, il doit y avoir une commutation programmable entre la carte d'interface et le transpondeur afin d'assurer la transmission des signaux entre les nœuds sources et destination.

1.7.3.2. Commutateurs sélectifs de longueur d'onde à largeur de bande variable

Les commutateurs sélectifs de longueur d'onde à largeur de bande variable (Bandwidth-Variable Wavelength-Selective Switches, BV-WSS) sont des dispositifs optiques intelligents, capables de commuter des canaux à une ou plusieurs longueurs d'onde entre plusieurs ports. Ainsi, ils permettent la transmission, la réorientation ou le blocage de manière sélective sur un chemin optique [44].

1.7.3.3. Répartiteur optique à largeur de bande variable

Le répartiteur optique à largeur de bande variable (BV-OXC) est un élément de commutation important dans un réseau optique à spectre flexible qui est composé de séparateurs et de commutateurs sélectifs de longueur d'onde à largeur de bande variable (BV-WSS). Techniquement, le répartiteur optique à largeur de bande variable (BV-OXC) fait passer la longueur d'onde au niveau de la sous-porteuse.

1.8. Réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel

L'interconnexion entre entités telles que des villes, des quartiers, des universités, des opérateurs de télécommunication donne lieu à des réseaux multi-domaines. Et dans ces réseaux les demandes en bande passante augmentent rapidement. En effet, les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel sont des réseaux contenant plusieurs domaines maillés indépendants et gérés par un contrôleur. Chaque domaine communique avec chaque domaine voisin par des liens inter-domaines associant les nœuds de frontière des domaines, comme représenté par la Figure 9.

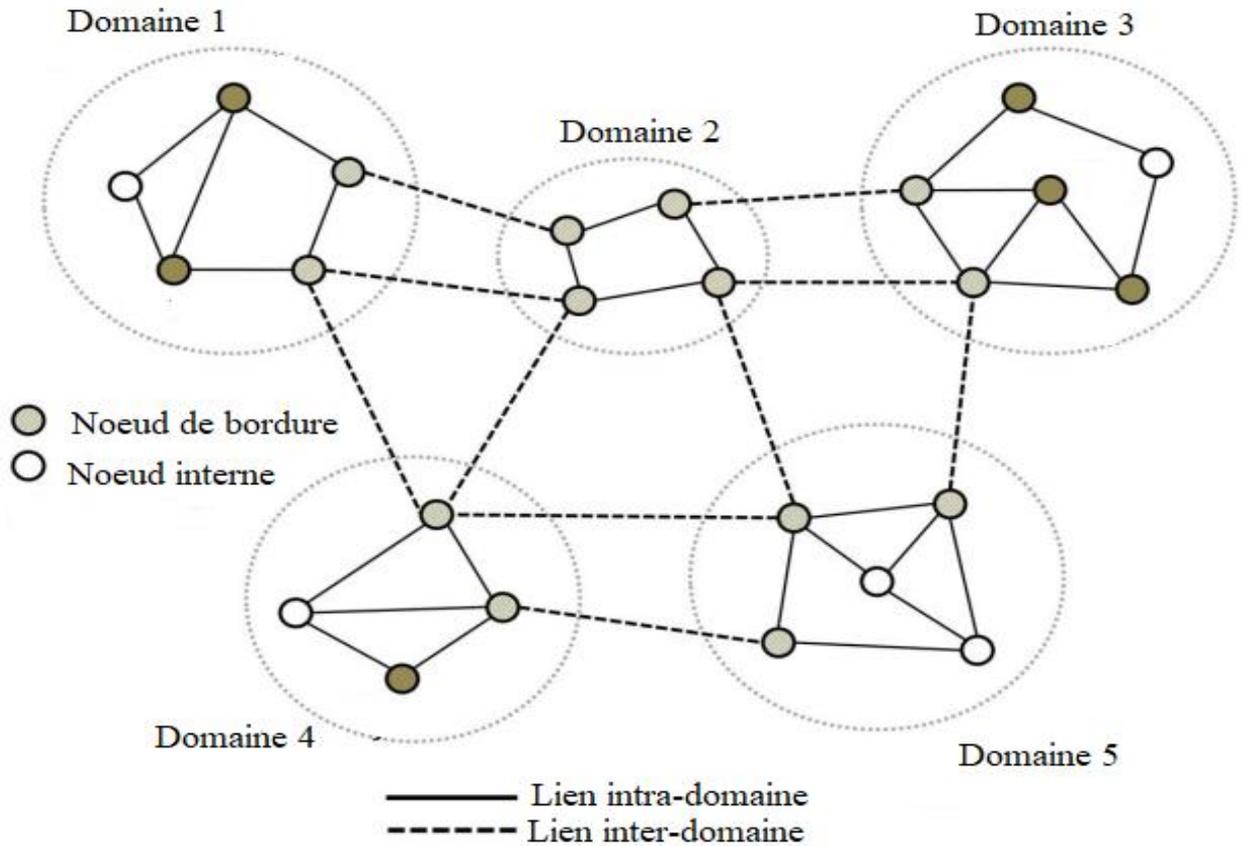


Figure 9: Réseaux multi-domaines

1.8.1. Modèle de réseau optique élastique multi-domaine défini par logiciel

Un réseau optique élastique multi-domaine défini par logiciel est représenté par un graphe $G_{MD} = (D, I, C_e, C_p)$, où $D = \{d_1, d_2, \dots, d_n\}$ est l'ensemble de domaines, $I = \{I_1, I_2, \dots, I_n\}$ est l'ensemble d'interliens, $C_e = \{c_{e1}, c_{e2}, \dots, c_{en}\}$ est l'ensemble de contrôleurs enfant chargé de la gestion du routage intra-domaine, $C_p = \{c_{p1}, c_{p2}, \dots, c_{pn}\}$ est l'ensemble des contrôleurs parent qui gèrent le routage inter-domaines. Ce type de contrôleur a une vue globale sur l'ensemble du réseau. Dans le cadre des réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel chaque domaine est géré par un contrôleur[16], [45]–[47].

1.8.2. Domaine

Un domaine dans un réseau optique élastique multi-domaine défini par logiciel est représenté par un graphe $G_D = (N, L, c)$ où $N = \{n_1, n_2, \dots, n_k\}$ représente l'ensemble des nœuds, $L = \{l_1, l_2, \dots, l_m\}$ représente l'ensemble des liens et c le contrôleur du domaine.

1.8.3. Sous-topologie

Une sous-topologie est un sous graphe de $G_{MD} = (D, I, C_e, C_p)$. Il peut être représenté par le graphe $G^* = (D^*, I^*, C_e^*, C_p)$ où $D^* \subset D, I^* \subset I$ et $C_e^* \subset C_e$.

1.8.4. Interlien entre domaines adjacents

Un interlien entre domaines adjacents est une liaison caractérisée par un nœud source et un nœud destination appartenant respectivement au domaine source D_s et au domaine destination D_d [48]–[50]. Il est représenté par $I_{D_s, D_d} = \{n_s, n_d\}$ où $n_s \in D_s$ et $n_d \in D_d$. Où D_s est le domaine source, D_d le domaine destination, n_s est le nœud source et n_d est le nœud destination.

1.8.5. Intérêt du multi-domaines

La segmentation d'un réseau en plusieurs domaines favorise la gestion des ressources et facilite le processus de routage.

Dans l'architecture des réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel, un contrôleur SDN offre un contrôle centralisé et simplifié des éléments du réseau à travers le protocole OpenFlow au niveau de chaque domaine. Aussi chaque élément du réseau a un rôle bien défini [51].

Dans l'architecture multi-domaine, un interlien se définit comme étant le lien entre deux domaines.

Lorsqu'une demande de connexion inter-domaines (entre deux domaines) arrive dans le réseau, le contrôleur SDN parcourt la topologie générale pour déterminer le meilleur chemin. En effet, le parcours de la topologie générale peut augmenter le temps d'établissement de connexion. La construction de sous topologie en fonction des domaines sources et destination permettrait de réduire le temps d'établissement de connexion.

1.8.6. Émetteurs-récepteurs optique élastique définis par logiciel

L'émetteur-récepteur SDON est composé de modules programmables multi-débits, multiformats, multi-portés. Ainsi, les émetteurs-récepteurs optiques élastiques définis par logiciel font varier le format de modulation du signal de la transmission. Les équipements émetteurs-récepteurs ont connu une évolution technologique au cours de ces dernières années, en passant d'émetteurs-récepteurs à largeur de bande variable générant un seul flux de signal à d'émetteurs-récepteurs à largeur de bande variable multi-flux. Les émetteurs-récepteurs peuvent ainsi générer plusieurs signaux optiques en parallèle, permettant aux flux d'entrée qui arrivent par une interface d'être mappés en plusieurs flux optiques.

1.8.7. Commutateurs optiques élastiques définis par logiciel

Les commutateurs optiques élastiques définis par logiciel offrent une commutation activée par le protocole OpenFlow, en ajoutant de nouvelles entités aux ports d'entrées et de sorties du commutateur.

- En entrée de : port d'entrée, longueur d'onde en entrée, temps d'occupation de slots en entrée ;
- En sortie de : port de sortie, longueur d'onde en sortie, temps d'occupation de slots en sortie

1.8.8. Transpondeur optique élastique défini par logiciel

Au niveau des réseaux optiques élastiques définis par logiciel, les transpondeurs recommandés sont les transpondeurs optiques à multi-flux, dans lesquels le signal en entrée est traduit en plusieurs flux optiques avec des longueurs d'ondes différentes, ensuite multiplexé et transmis à une seule interface en sortie. Dans ces transpondeurs, chaque flux adaptatif au débit, a une portée en fonction du débit des données, de la distance entre nœuds source et destination [52].

1.8.9. Amplificateur optique élastique défini par logiciel

Dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel les données transitent à travers des fibres optiques, sur de longues distances d'une source à une destination. Lorsque la distance entre le nœud source et le nœud destination dépasse 100 kilomètres, il devient indispensable d'amplifier le signal pendant la transmission. Les amplificateurs optiques permettent une amplification en série des signaux optiques sur une longue distance, avec comme avantage la non nécessité de conversion du signal électrique avant l'amplification, et non-dépendance avec le débit des données.

1.8.10. Collaboration entre contrôleurs

La communication multi-domaine dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel se matérialise par des échanges de données entre les différents contrôleurs de domaine (communication inter-domaines) en vue d'optimiser les règles du routage inter-domaines. Pour ce fait, il existe deux types de collaborations entre contrôleurs, à savoir l'approche horizontale et l'approche verticale.

1.8.10.1. Approche verticale

L'approche verticale définit une communication hiérarchique où un contrôleur parent contrôle des contrôleurs enfants. Le contrôleur parent a une vue globale du réseau dans tous les domaines connectés et peut orchestrer la configuration dans chaque domaine [53].

1.8.10.2. Approche horizontale

Dans cette approche, chaque domaine est contrôlé par un contrôleur qui communique avec d'autres contrôleurs lors d'un routage inter-domaines, les contrôleurs ont des communications de type pair à pair. De ce fait, chaque contrôleur peut demander des informations ou des connexions à ses pairs, c'est-à-dire aux contrôleurs d'autres domaines du réseau. Dans ce genre d'architecture les ressources du réseau sont réparties entre les différents domaines et les contrôleurs de chaque domaine doivent communiquer les informations telles que la qualité de service et la disposition de ressources aux autres contrôleurs [53].

1.8.10.3. Routage et Allocation des ressources dans les SDON

Les demandes de connexions arrivant dans le réseau nécessitent le meilleur chemin optique et un nombre précis de slots de fréquence. Dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel le problème de routage et d'allocation de ressources tient compte des contraintes de continuité, qui est respecté lorsque les ressources spectrales allouées sont les mêmes le long des liaisons de la route, et la contrainte de contiguïté qui est respecté lorsque les ressources sont contiguës dans le spectre. De ce fait, un algorithme RSA permettra d'allouer des slots de fréquences à chaque demande de connexion à travers le chemin afin d'optimiser la qualité de service du réseau. Le routage et l'allocation de ressources (Routing and Spectrum Allocation, RSA) se subdivise en deux catégories, le RSA statique et le RSA dynamique.

1.9. Routage

Le routage consiste à trouver le meilleur chemin entre une source et une destination, lors de l'arrivée d'une demande de connexions dans le réseau.

1.9.1. Routage horizontal

Le routage horizontal (ou routage plat) représenté par la Figure 10 est défini par une architecture distribuée où les différents contrôleurs fonctionnent en mode pair à pair [54]. En effet, chaque contrôleur collecte et distribue régulièrement des informations du réseau avec ses contrôleurs voisins. Aussi, les informations sont distribuées de contrôleur à routeur sans aucun élément intermédiaire. Le routage horizontal est confronté aux contraintes de gestion telles que la gestion indépendante de chaque domaine, la complexité de la gestion et la charge dense au niveau des contrôleurs [55], [56].

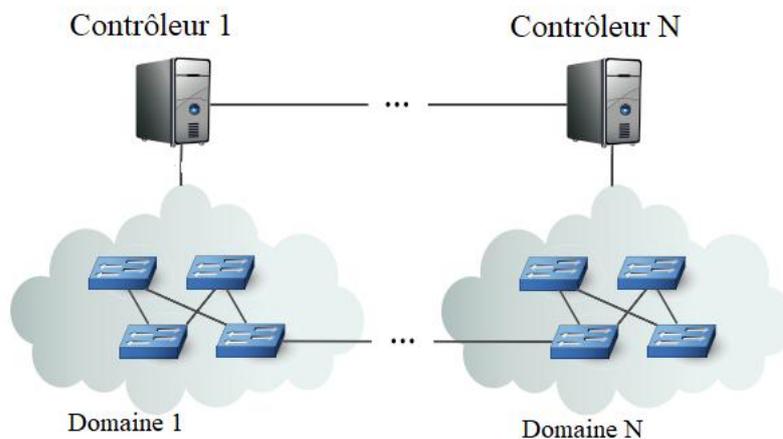


Figure 10: Architecture pour routage horizontal

1.9.2. Routage hiérarchique

Dans le routage hiérarchique représenté à la Figure 11, chaque contrôleur dispose d'informations seulement sur le domaine qu'il gère et non sur les autres contrôleurs des autres domaines. En effet, les contrôleurs sont répartis en plusieurs niveaux en fonction du niveau de routage [57]. Les contrôleurs enfants sont chargés du routage intra-domaine et le contrôleur parent gère le routage inter-domaines. De ce fait, l'architecture pour routage hiérarchique pourrait réaliser une optimisation dynamique par des stratégies d'optimisation afin de remédier aux insuffisances du processus de gestion complexe dans l'architecture pour routage plat [58].

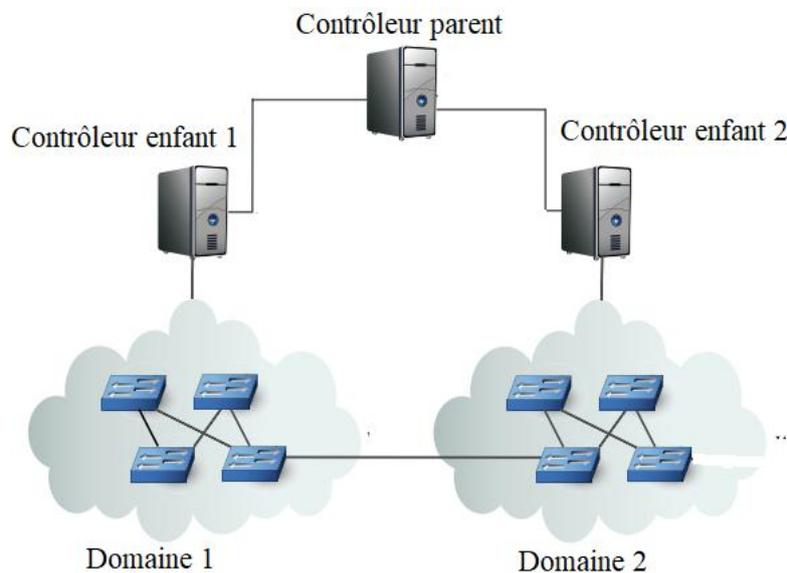


Figure 11: Architecture pour routage hiérarchique

1.9.3. Allocation de ressources

L'allocation de ressources consiste à affecter des ressources spectrales à un chemin physique dans le but de créer un chemin optique en vue de la transmission d'un flux.

L'allocation des ressources dans les réseaux optiques élastiques tient compte de plusieurs paramètres tels que les contraintes de continuité et de contiguïté, le taux de fragmentation.

1.9.3.1. Contraintes d'allocation

Dans le processus d'allocation du spectre basé sur la technologie OFDM, deux contraintes sont prises en compte [59]–[62]. A savoir la contrainte de continuité et la contrainte de contiguïté.

- **Contrainte de continuité** : Cette contrainte est respectée lorsque sur un chemin optique, tous les liens utilisent des slots de fréquences identiques. Ce qui implique que la connexion doit allouer le même ensemble de spectre le long des liens dans le chemin de bout en bout [63], [64].
- **Contrainte de contiguïté** : Cette contrainte est respectée lorsque les slots de fréquence alloués à un chemin sont consécutifs le long de chaque lien optique. En effet, si une demande de service nécessite deux slots de fréquence ou plus, ces slots de fréquence doivent être adjacents(voisins) dans le spectre optique [65].

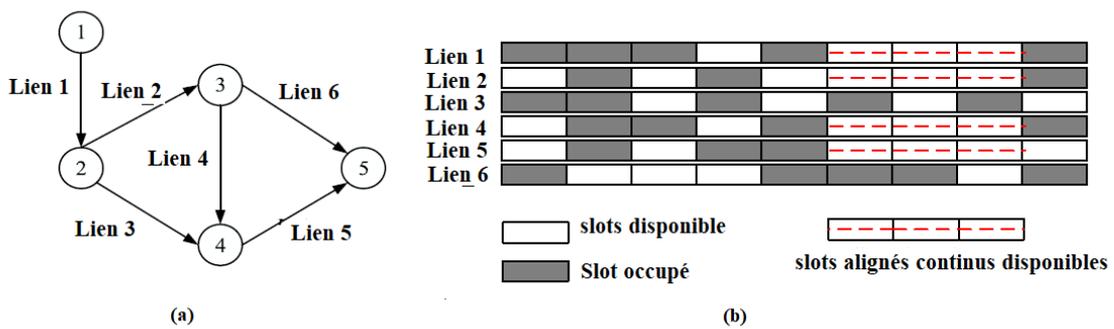


Figure 12: Illustration des contraintes de continuité et de contiguïté : (a) graphe du réseau ; (b) Etat de l'allocation des slots sur chaque lien [62]

Comme le montre la Figure 12, soit une demande de service nécessitant trois slots de fréquences entre le nœud source 1 et le nœud destination 5. Cette demande ne peut être satisfaite que par deux chemins, c'est-à-dire $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5$ et $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5$. Pour le chemin le plus court $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5$, les liens 1, 2 et 6 ont tous trois FS contigus, mais trois FS ne sont pas continus dans ces trois liens. Pour le plus court chemin $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5$, il n'existe pas trois FS contigus dans Lien 3. Pour le chemin $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 5$, cette requête peut être acceptée tout en satisfaisant la contiguïté et la continuité puisque les SF 6, 7, 8 sont contigus et libres dans Lien 1, Lien 2, Lien 4 et Lien 5.

1.9.3.2. Fragmentation du spectre

L'établissement et le retrait dynamique des connexions dans le réseau entraînent généralement l'isolement de certains slots de fréquence libres qui ne sont pas utilisables vu leurs tailles faibles par rapport à certaines demandes. Dans ce cas, on dit que le réseau est fragmenté sur un chemin optique. Nous pouvons distinguer généralement deux types de fragmentations à savoir la fragmentation horizontale et verticale. On parle de fragmentation horizontale lorsque sur un chemin optique les slots de fréquences sont isolés sur certains liens. On parle de la

fragmentation verticale lorsque sur un lien optique certains slots de fréquences sont isolés et non utilisables. La Figure 13 montre le problème de fragmentation dans les réseaux optiques, qui peut entraîner une utilisation inefficace des ressources et une probabilité de blocage élevée [52]. La fragmentation des slots de fréquence sur un chemin optique est généralement résolue par des techniques de gestion du spectre, à savoir la méthode de non défragmentation et la méthode de défragmentation [68],[69]. La Figure 14 présente la classification de la gestion de la fragmentation du spectre dans les réseaux optiques élastiques.

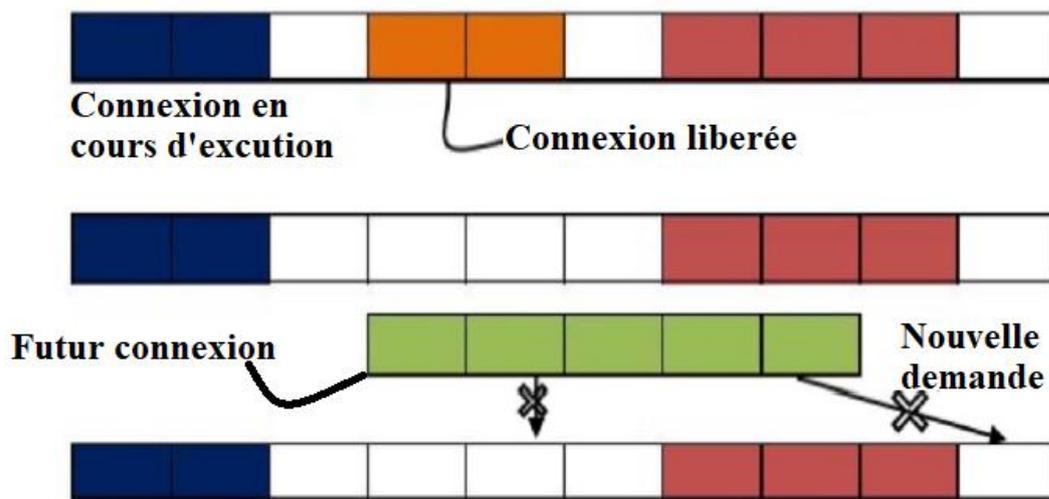


Figure 13 : Problème de fragmentation [69]

1.9.3.3. Approche de défragmentation

L'approche de défragmentation est une technique qui permet de réorganiser les slots de fréquence disponibles dispersés sur un chemin optique ou sur un lien optique afin de respecter les contraintes d'allocation. De ce fait, la défragmentation permet la réduction de la probabilité de blocage du réseau [70]. Les approches de défragmentation sont classées en deux catégories, à savoir les approches proactives et réactives. En effet, Les approches de défragmentation proactives se réalise avant l'arrivée d'une nouvelle demande de connexion, et les approches réactives sont généralement déclenchées. Aussi, les approches de défragmentation proactive et réactive sont caractérisées par la présence ou l'absence de réacheminement des routes optiques établies [71], [72].

1.9.3.4. Approche de non-défragmentation

L'approche de non-défragmentation consiste à éviter la fragmentation du spectre avant l'établissement de la route optique. L'approche de non-défragmentation prend en compte trois sous approches, à savoir Les approches de partitionnement, l'approche de multi-graphes, les trois types de approches de multi-chemins [67], [68], [73], [74].

Les approches de partitionnement qui classent les demandes de connexion selon la demande de bande passante plus ou moins élevée, des routes disjointes et non disjointes.

L'approche de multi-graphes où est géré dans un même réseau optique le nombre total de slots de fréquences entre un nœud source et nœud destination également le nombre de slots de fréquence demandé par chaque demande de connexion sur un chemin optique

Les approches de multi-chemins prennent en compte les groupes de routes optiques basés sur les routes disjointes et non-disjointes lors des demandes de connexions.

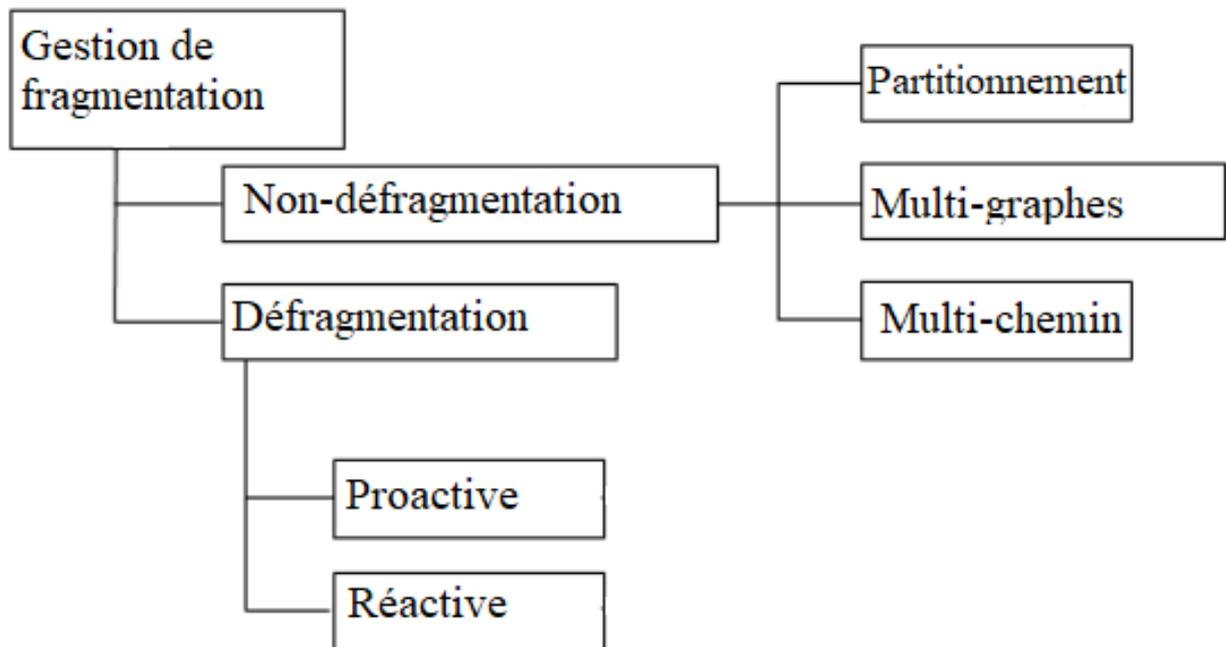


Figure 14: Gestion de fragmentation [67]

1.10. Conclusion partielle

Dans ce chapitre, nous avons présenté et expliqué les concepts de base relatifs aux réseaux optiques élastiques définis par logiciel. En effet, la compréhension de ces concepts est

importante pour une bonne maîtrise des différents aspects des dits réseaux ainsi que la compréhension des approches proposés au niveau de la problématique du routage et de l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel. Dans le chapitre suivant nous présentons l'état de l'art sur le routage multi-domaine dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel.

CHAPITRE 2 : ETAT DE L'ART

2.1. Introduction

Les réseaux optiques élastiques définis par logiciel offrent une gestion intelligente et flexible d'un grand volume de données engendré par les applications et services gourmands en bande passante. Aussi la gestion des réseaux optiques multi-domaines définis par logiciel est devenue une réalité dans le domaine à travers des zones de réseaux étendus.

Le problème fondamentale dans les réseaux optiques élastiques est d'établir toutes les demandes de connexion sur une route optique, dont les slots de fréquences (contiguës et continus) sont disponibles continuellement. Notons que le problème du routage et de l'allocation de ressources est un problème NP-difficile [75], [76].

Le problème de routage et d'allocation de ressources fait généralement référence au problème de fragmentation de slots de fréquence sur lien/chemin optiques, problème de latence, au problème de probabilité de blocage des demandes de connexions, au problème d'utilisation efficace des ressources spectrales, problème de consommation énergétique du réseau.

Dans ce chapitre, nous présentons d'abord les travaux proposés dans la littérature sur le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques mono-domaine définis par logiciel. Ensuite, nous traitons du routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques multi-domaines définis par logiciel. Nous terminons par une discussion.

2.2. Problème de Routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques mono-domaine définis par logiciel

Un domaine peut se définir comme un ensemble d'éléments réseau regroupés dans une même zone et ayant la même politique de gestion. Lors du routage et allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques mono-domaines définis par logiciel, nous pouvons rencontrer plusieurs problèmes que des chercheurs ont tenté de résoudre.

2.2.1. Problème de fragmentation

Dans les réseaux optiques, les chemins optiques sont établis et libérés de manière dynamique, ce qui entraîne des slots de fréquences isolés inoccupés le long de leur chemin [68], [77], [78]. Le problème de fragmentation du spectre peut réduire l'efficacité de l'utilisation des ressources spectrales lors du routage et allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques mono-domaines. Afin de faire face au problème de fragmentation, Wang *et al.*, 2016 [79] ont proposé un algorithme de défragmentation du spectre sans impact basé sur le chemin optique pour la protection des chemins principaux des réseaux optiques élastiques, dans le but d'améliorer l'utilisation du spectre.

De même, Wolbrum *et al.*, 2019 [80] proposent une approche d'optimisation de l'entropie croisée pour les réseaux optiques élastiques définis par logiciel tout en respectant les contraintes de continuité et de contiguïté, de la défragmentation, et en minimisant le coût du à l'interruption de service.

Quant à Yadav *et al.*, 2021 [78], ils proposent une méthode de routage et d'allocation de ressources en tenant compte de la fragmentation du spectre. En effet, les auteurs proposent d'abord une approche de routage et d'allocation de ressources spectrales (Routing and Spectrum Allocation, RSA) avec une conversion des slots de fréquences qui consiste à rétablir des connexions existantes sur nouvelle route ou à leurs réaffecter de nouveaux slots de fréquences. Ensuite, après l'utilisation des ressources par les connexions établies, un processus de défragmentation réactive est déclenché. Ces méthodes proposées ont permis de réduire la fragmentation du spectre, de réduire la probabilité de blocage. Cependant, il y'a un taux élevé de ressources utilisées.

2.2.2. Problème de latence

Considérant les problèmes d'évolutivité potentiels dans l'architecture centralisée par le protocole OpenFlow, ainsi que le routage et l'allocation de ressources spectrales entièrement dynamique soit complexe et susceptible de nécessiter un nombre élevé de ressources, Liu *et al.*, 2014 [12] proposent un algorithme RSA à deux phases au niveau du contrôleur. Dans la première phase, les K-plus courts chemins pour chaque paire source-destination sont déterminés, sont ensuite classés en fonction de leur distance (en kilomètre) et de leur nombre de sauts. Après cela, les valeurs du taux d'erreur (Bit Error Rate, BER), de la largeur du spectre optique (en GHz), des formats de modulation, des distances de trajet et des nombres de sauts

sont précalculées. Ces valeurs sont les résultats de la simulation de transmission DDO-OFDM qui émule les chemins possibles en faisant varier leur longueur et le nombre de sauts, les débits binaires et les formats de modulation. Dans la seconde phase, en vue de sélectionner de façon dynamique le chemin et l'affectation des ressources lors de la réception d'un message *Packet In*, le contrôleur effectue une recherche dans les tables de planification statiques précalculées, puis obtient les combinaisons possibles du débit de données, du format de modulation, le spectre optique requis selon la base de données d'ingénierie du trafic. Cette approche permet de réduire la latence de transmission de données, de même que de réduire la probabilité de blocage. Cependant il serait intéressant d'étendre la taille du réseau afin de mieux apprécier l'approche proposée.

2.2.3. Problème de probabilité de blocage élevée

La restauration rapide de chemin et une utilisation minimale des ressources sont deux principaux critères pour déterminer la qualité du système de protection. Pour ce faire, Anoh et *al.*, 2017 [81] étudient une approche de protection hybride sur les réseaux optiques élastiques en tenant compte des contraintes de contiguïté et de continuité du spectre. Deux hypothèses sont prises en compte dans cette approche à savoir les ressources des chemins de secours sont dédiées et partagées. Cette approche a permis une probabilité de blocage faible et une meilleure utilisation des ressources spectrales.

De même Gerstel et *al.*, 2012 [82], Liu et *al.*, 2013 [83] ont proposé les réseaux optiques basés sur la technologie OFDM favorisant une gestion optimale des ressources.

Il faut savoir que les SDN offrent une approche novatrice dans le domaine des réseaux informatiques dans le sens où les réseaux définis par logiciel permettent un mécanisme de contrôle de routage des paquets de données plus flexible. Anon et *al.*, [84] proposent l'utilisation d'émulateur SDN appelé Mininet pour les simulations.

L'architecture de réseau défini par logiciel reposant sur le protocole OpenFlow est considérée comme un potentiel à exploiter en raison de sa visibilité globale, de l'utilisation des ressources du réseau et de ses avantages en termes de rendement en comparaison avec le contrôle distribué. Au vu de cela, Wu et *al.*, 2017[85] proposent et démontrent à titre expérimental un système de contrôle basé sur le SDN permettant l'utilisation des arborescences optiques dans les réseaux optiques élastiques.

2.2.4. Problème d'utilisation efficace de ressources et de consommation énergétique élevée

Afin de garantir une transmission de données fiable au niveau du plan de données et de minimiser la consommation de ressources, une nouvelle stratégie de protection du plan de données est proposée dans les réseaux optiques définis par logiciel. Xiong et *al.*, 2018 [86] proposent une stratégie de protection partagée multicouches tenant compte d'abord d'une architecture SDON avec une structure hiérarchique du plan de données divisé en quatre couches afin d'obtenir une ressource de granularité plus fine.

Il est important pour les opérateurs télécom de faire évoluer leurs infrastructures pour qu'elles soient plus intelligentes et plus agiles dans la gestion des ressources. Dans l'objectif d'optimiser le flux dans le réseau, Sen *al.*, 2017 [87] proposent un algorithme de routage et d'allocation de ressources qui intègre une méthode de protection des chemins.

Également, Guo *al.*, 2017 [88] étudient le problème de protection de chemin économe en énergie puis proposent une formulation de programmation linéaire en nombres entiers pour minimiser à la fois les transpondeurs requis et le nombre maximum de slots de fréquences occupés. Et, les auteurs proposent un algorithme heuristique appelé "Shared Backup Path Grooming Protection" (SBPGP) pour obtenir une protection de chemin suffisante et une consommation de ressources réduite.

2.3. Routage et allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel

Dans les réseaux multi-domaines, le routage et l'allocation de ressources s'avère complexe du fait de la politique de gestion qui diffère d'un domaine à un autre. Ainsi les chercheurs ont proposé des solutions pour optimiser le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques multi-domaines.

2.3.1. Problème de qualité de service

Pour garantir une bonne qualité de service dans les réseaux multi-domaines, les chercheurs Huang *al.*, 2015 [89] proposent une solution de protection de chemins optiques WDM basée sur la théorie des jeux, qui permettent d'étudier des situations appelées jeux où des individus dénommé joueurs prennent des décisions, chacun étant conscient que le résultat de son propre choix (gains) dépend de celui des autres. En réalité, les auteurs intègrent à leur solution

l'équilibre de Nash et le principe d'optimisation de Pareto Krob *al.*, 2015 [90] afin de prendre en compte les besoins des utilisateurs et des opérateurs de réseaux pour garantir le maintien de la viabilité du routage et atteindre des résultats optimaux.

Il faut savoir que la gestion des réseaux optiques élastiques multi-domaines et multifournisseurs peut être réalisée grâce à des transpondeurs à largeur de bande variable interopérable, un plan de contrôle basé sur GMPLS/BGP-LS et un outil de gestion. De Dios et *al.*, 2015 [91] proposent les réseaux optiques élastiques multi-domaines entièrement interopérables de bout en bout aux niveaux du contrôle et des données. Cette solution permet une portée de transmission multi-vendeurs sans défaillance jusqu'à 300 km.

Étant donné que les réseaux optiques élastiques (EON) multi-domaines peuvent améliorer l'évolutivité des réseaux, étendre la portée des services et résoudre les problèmes d'interopérabilité, il est très important de les inclure dans l'exploitation pratique des réseaux. Au vu de ce constat, Zhu et al [92] étudient le problème de la mise en place d'un transfert de service en tenant compte de la consommation de l'énergie dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines, où les régénérateurs optoélectroniques n'existent que dans les nœuds frontières. Dans ces travaux, les auteurs tiennent compte des demandes de chemins optiques dynamiques pour proposer des algorithmes et assurer l'optimisation conjointe du routage, de la modulation, de l'affectation du spectre (RMSA) et de la répartition des régénérateurs.

La combinaison des réseaux optiques élastiques (EON) et des réseaux définis par logiciel (SDN) donne lieu aux réseaux optiques élastiques définis par logiciel, qui offrent une nouvelle possibilité d'améliorer la programmabilité et la flexibilité des réseaux optiques, avec une plus grande liberté pour les opérateurs de réseaux de personnaliser leur infrastructure de manière dynamique. Les auteurs Zhu et *al.*, 2015 [93] étudient comment appliquer des scénarios multi-domaines aux SDON. Pour ce faire, ils définissent les fonctionnalités du plan de contrôle en permettant les tâches multi-domaines et proposent un protocole afin de permettre aux contrôleurs de chaque domaine de collaborer.

Le routage et l'allocation de ressources à grande échelle dans les SDON multi domaines est un élément clé pour les services à bande passante évolutive. Etant donné que les défaillances physiques au niveau de la couche physique affectent la qualité du signal avec une consommation de l'énergie élevée, il est nécessaire de concevoir des réseaux efficaces en énergie. Pour résoudre ce problème de qualité de service, Zhao et *al.*, 2016 [58] proposent un

algorithme intelligent multi domaines basé sur le plan de contrôle hiérarchique en tenant compte de la qualité de service et de l'économie d'énergie afin d'offrir une qualité de transmission multi-domaines.

Dans les contextes de mises en œuvre pratiques, la subdivision de différents opérateurs de télécommunication ou du même opérateur en différentes zones, constitue une région de réseau naturelle, formant un réseau optique multi-domaines. Lorsqu'apparaît un service inter-domaine dans le réseau, afin d'améliorer le taux d'utilisation de ressources, Li et *al.* 2020 [49] introduisent un système de contrôle du réseau optique multi-domaine défini par logiciel, basé sur la hiérarchie, puis analysent l'optimisation des ressources de l'inter-domaine et le mécanisme de défragmentation du spectre. En effet, les auteurs proposent et simulent un algorithme d'optimisation des ressources de l'architecture de contrôle unique et de l'architecture de contrôle hiérarchique pour vérifier la pertinence du système de contrôle hiérarchique. Les résultats de cette étude montrent que le système de contrôle hiérarchique réduit la complexité de calcul du contrôleur, ce qui permet de réduire la probabilité de blocage du trafic et d'améliorer le taux d'utilisation du spectre.

Il faut savoir que les réseaux optiques définis par logiciel associent les technologies du réseau défini par logiciel aux solutions du réseau optique traditionnel, ce qui résolve les faiblesses du réseau optique traditionnel, notamment l'application inadéquate du contrôle, l'utilisation inefficace des ressources. Pour assurer un calcul rapide, une allocation des ressources du réseau efficace, Yunshan et *al.*, 2017 [94] proposent un algorithme de routage multicouche dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel.

Dans les SDON multi-domaines, les déficiences physiques sont les principaux facteurs perturbant la qualité de transmission des signaux. Aussi, la consommation d'énergie croissante doit être prise en compte dans la conception des réseaux du futur. En vue de traiter ces problèmes, les chercheurs Zhao et *al.* 2015 [95] proposent un algorithme de Routage et d'Allocation de Spectre (RSA) multi-domaines adapté à la qualité de transmission (QoT) pour améliorer la qualité de service (QoS) et minimiser la consommation de d'énergie.

Un algorithme de routage multi-domaine permet de réduire la consommation d'énergie dans les réseaux optiques élastiques, Liu et *al.*, 2019 [96]. A ce effet, lorsque de nouveaux services arrivent dans le réseau, Liu et *al.*, 2019 [96] proposent un algorithme de routage multi-domaine à la demande pour réduire la consommation d'énergie et la probabilité de blocage dans les

réseaux optiques élastiques. En effet, ces auteurs introduisent des métriques de calcul de taux de fragmentation spectrale dans l'algorithme proposé et le simule. Les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel étant considérés comme des solutions prometteuses pour la gestion des réseaux émergents Li et *al.*, 2020 [97] proposent une solution pour permettre l'allocation de services dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel avec des agents coopératifs d'apprentissage.

2.3.2. Problème de latence dans les réseaux de centre de données

La croissance rapide du trafic dans les centres de données (CD) exerce une pression énorme sur les architectures de réseau multi-niveaux et les techniques de commutation. Ce qui emmène des chercheurs Xue et *al.*, 2021 [98] à proposer des réseaux de centres de données basés sur la commutation du trafic optique élastique à très haut débit et la gestion flexible des réseaux définis par logiciel.

De même, Chen et *al.*, 2018[99] proposent une solution distribuée de services dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines, qui fonctionne selon un cycle d'observation, d'analyse et de contrôle en tenant compte de la qualité de transmission.

L'évolution des réseaux définis par logiciel (SDN) augmente la nécessité d'un plan de contrôle distribué, afin de fournir des systèmes de gestion réseau évolutives, fiables et performantes. En particulier, la conception plate du plan de contrôle distribué permet la gestion de réseaux avec de multiples domaines indépendants. Pour résoudre les conflits de politique entre plusieurs contrôleurs dans un plan plat en raison de l'absence de mécanisme d'arbitrage, Zhao et *al.* 2019 [100] proposent un algorithme décentralisé de gestion du trafic, appelé DisTE, qui peut fournir une allocation de bande passante équitable pour les flux et maximiser l'utilisation des ressources, en utilisant un mécanisme de gestion entièrement distribué.

Dans les réseaux optiques élastiques inter-datacenters définis par logiciel, le routage et l'allocation de ressources sont fonction des slots de fréquences requis pour les services. De plus, dans les réseaux multi-domaines, la topologie interne de chaque domaine doit être agrégée pour transmettre les informations nécessaires et non confidentielles aux autres domaines. Au vu de ce qui précède, Yan et *al.*, 2018[101] proposent un algorithme de routage multi-domaines qui prend en compte de manière générale l'impact des services sur la consommation d'énergie du réseau dans trois dimensions : le domaine spectral, le domaine spatial et le domaine temporel.

Amazonas et *al.*, 2016[102] présentent les défis techniques et perspectives de déploiement des réseaux optiques élastiques basés sur le SDN .

Etant donné que les réseaux optiques élastiques définis par logiciel sont des réseaux qui répondent aux exigences des réseaux de centres de données en termes de largeur de bande élevée et de latence. Lors de l'interconnexion de bout en bout, les défaillances des liaisons optiques empêchent les utilisateurs d'accéder aux services dans le cloud et entraînent des pertes de données importantes, Li et *al.*, 2018[103] proposent un algorithme de restauration rapide basée sur le précalcul de chemin dans les centres de données optiques élastiques définis par logiciel. Afin de garantir la qualité de service tout en optimisant l'utilisation efficace des ressources.

Yin et *al.*, 2017[104] abordent les perspectives et les défis d'un réseau optique élastique défini par logiciel pour les environnements de cloud computing, en exploitant le contrôle et la gestion unifiés du réseau basés sur OpenFlow pour les réseaux intra et inter-centres de données intégrés dans le cloud .

Pour minimiser la latence, Gao et *al.*, 2017 [18] proposent un modèle mathématique et un algorithme de routage et d'allocation de ressources. Par ailleurs, les travaux de Zhou et *al.* [105] ont montré que le routage et l'allocation multicast permettant d'allouer un flux de données d'une source vers plusieurs destinations est plus optimal que l'utilisation de l'unicast.

Le cloud computing est l'un des concepts Internet les plus populaires, et les nombreuses entreprises qui fournissent des services de cloud computing aux utilisateurs construisent leurs propres centres de données pour prendre en charge les couches supérieures des services de cloud computing. Aussi, pour réduire les coûts et améliorer la flexibilité dans les réseaux, les technologies SDN et de virtualisation sont largement utilisées dans les centres de données. Les commutateurs virtuels open sources (Open vSwitch) prenant en charge le protocole OpenFlow dans le réseau fournissent une connectivité au niveau de chaque machine virtuelle fonctionnant sur un seul serveur physique. Dans le but d'améliorer les performances des Open vSwitch dans le cloud computing , Wang et *al.*, 2016 [106] étudient la conception et la mise en œuvre de l'Open vSwitch afin de réduire les opérations d'envoi et de réception de paquets.

Dans un VxLAN ayant un nombre important de tunnel virtuel ou Virtual Tunnel End Point (VTEP), il devient fastidieux à chaque VTEP de mettre à jour sa table de transfert. Dans l'optique de l'optimisation des réseaux de centres de données, Zhao et *al.*, 2017[17] proposent

une architecture de réseaux VxLAN basé sur les SDN en examinant la façon de déployer des centres de données intelligents, afin d'améliorer le routage multicast et simplifier la migration des machines virtuelles.

2.3.3. Problème de collaboration entre contrôleurs SDN

Zhu et *al.*, 2018 [107] analysent l'architecture réseau et les mécanismes utilisés pour faire évoluer la rentabilité des réseaux SDN multi-domaines en tenant compte des collaborations entre contrôleurs .

L'internet d'aujourd'hui est un ensemble de réseaux multi-domaines où chaque domaine est généralement géré et administré par un seul opérateur de réseau. Dans ces domaines les opérateurs télécom partagent un minimum d'informations entre eux et ne collaborent pas vraiment pour améliorer leurs décisions de routage et la performance globale du réseau multi-domaine à grande échelle. Anon et *al.* [108] proposent un algorithme de routage multi-domaine collaboratif efficace en garantissant les exigences de performance en termes de latence et de bande passante.

Sowmya et *al.*, 2021[109] proposent une approche de routage et d'allocation de ressources basée sur un algorithme génétique dont l'objectif est de minimiser les ressources utilisées du réseau multi-domaines avec un temps de calcul de chemins optiques minimal. Dans le papier de Batham et *al.* 2020 [110], les auteurs proposent un algorithme de routage et d'allocations de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines en tenant compte de la différenciation du trafic. Dans cette contribution, les auteurs utilisent l'architecture de plan de contrôle plat.

De même, Okello et *al.*,2021[111], utilisent un plan de contrôle plat pour développer une approche de routage inter-domaines entre des systèmes autonomes différents gérés par des contrôleurs de domaines SDN en améliorant le principe du routage avec un débit et un délai optimal entre contrôleur contrairement à BGPv4 grâce à l'application de l'IA.

Khan et *al.*,2020 [112] estiment que la dépendance à l'égard de contrôleurs de réseau centralisés n'est pas réalisable pour les applications militaires sensibles à la latence et peut exposer l'ensemble du système à un problème de point de défaillance unique. Ils s'interrogent sur la sécurisation et la gestion dynamique du trafic de différentes sensibilités et politiques d'accès,

dans un environnement comprenant des applications légalés au niveau des contrôleurs de domaine SDN.

Zhang et *al.*, 2020[113], proposent une architecture intelligente de déploiement de services multi-domaines en tirant parti des technologies de réseau défini par logiciel (SDN) et de l'intelligence artificielle.

2.4. Problème de délai de transmission de bout en bout

Dans la littérature plusieurs auteurs proposent des solutions pour répondre au problème de délai de bout en bout. Taeb et *al.*, 2019[114] se sont intéressés au problème de latence lié aux chemins optiques dans les réseaux optiques élastiques (EON) virtuels. Les auteurs ont proposé un modèle de la latence en identifiant les différents facteurs qui y contribuent. Ils ont proposé deux solutions pour résoudre le problème de latence. Une formulation du problème avec des garanties de latence sous la forme d'un programme linéaire en nombres entiers (Integer Linear Programming, ILP) et une solution heuristique qui peut s'adapter à de grandes instances du problème.

Pour s'assurer que des ressources suffisantes sont disponibles dans les liaisons inter-contrôleurs et pour maintenir la cohérence parmi les contrôleurs et, par conséquent, les performances du réseau, Behera, et *al.*, 2021[115] proposent de concevoir une topologie virtuelle d'un plan de contrôle plat avec une réservation de ressources appropriées pour le trafic de contrôle dans les SD-EON et qui prend en compte le délai de mise en file d'attente ainsi que le délai de transmission et de propagation pour les liens du plan de contrôle, pour limiter le délai de contrôle global.

L'idée de retarder certaines connexions et de les allouer dans un créneau temporel futur tel que le trafic dont les contraintes de délai ne sont pas strictes, a été développée par Comellas, , et *al.*, 2019 [116]. En développant cette idée, les auteurs ont essayé de mesurer l'impact du trafic tolérant au délai sur la performance des EONs. L'objectif principal de leurs travaux a consisté à trouver des tendances génériques qui donnent un aperçu des effets de la tolérance au retard du trafic sur la performance du réseau.

Le développement rapide et la diversité des services Internet entraînent la convergence dans le réseau optique de nombreux services dont la tolérance au délai des connexions optiques est différente. En conséquence, le délai moyen d'établissement d'une connexion optique augmente,

ce qui entraîne inévitablement des pressions sur les réseaux optiques. Pour résoudre ce problème, Guo et *al.*, 2020 [117] proposent un algorithme de routage et d'allocation de spectre tenant compte des délais, basé sur l'ordonnancement des services dans les files d'attente prioritaires avec construction dynamique de topologie virtuelle (QVT-RSA) afin de réduire le délai moyen d'établissement d'une connexion optique.

Le trafic programmé dans les réseaux optiques élastiques reste important pendant les heures de service et diminue pendant les heures creuses. Il présente un modèle non uniforme le long des liens du réseau, en tenant compte du temps de transmission et la bande passante utilisée. Cela favorise une mauvaise utilisation des ressources spectrales et pour résoudre ce problème, Batham et *al.*, 2022[118] ont proposé des stratégies de routage et d'allocation de ressources basées sur l'équilibrage du trafic.

La diaphonie entre les cœurs et l'équité des ressources constituent l'un des problèmes dans les réseaux SDM-EON face au routage dynamique. De ce fait, Yin et *al.*, 2021[119] pour assurer une transmission de haute qualité et éviter l'occupation inutile des ressources, les auteurs proposent un algorithme de routage RSCA dynamique qui prend en compte la diaphonie entre les cœurs (XT) et l'équité des ressources.

Dans leurs travaux, Roh et *al.*, 2020[120] s'intéressent à l'utilisation du paradigme SDN dans un contexte multi-domaine avec plusieurs fournisseurs de services en prenant en compte la garantie de la QoS, en particulier avec l'existence de classes de QoS sur le chemin de bout en bout. Dans cette optique, ils ont proposé un algorithme de traitement de paquets avec une solution de plan de contrôle hiérarchique tirant parti du SDN pour la collaboration inter-domaine et la fourniture de services prenant en compte le délai de bout en bout pour les fournisseurs de réseaux hétérogènes. Les auteurs ont aussi proposé un modèle de réseau pour la sélection des classes de service dans l'environnement de réseau hétérogène basé sur le SDN en proposant une technique qui permet de comparer finement des technologies basées sur des attributs contradictoires (TOPSIS) pour le contrôleur SDN et un mécanisme de mappage pour les classes de QoS.

Victoire et *al.*, 2022[50] ont proposé un algorithme de routage et d'allocation des ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines et un modèle de gestion de la fragmentation dans le réseau. Le routage inter-domaine est basé sur la construction de sous

topologies à partir des topologies des domaines existants et des paramètres tels que le taux de fragmentation, l'énergie consommée et la probabilité de blocage.

2.6. Problème de construction de sous topologie

Lors du routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel, la gestion d'une demande de connexion inter-domaines, le contrôleur SDN parcourt la topologie générale pour déterminer le meilleur chemin. En effet, le parcours de la topologie générale peut augmenter le temps d'établissement de connexion. La construction de sous topologie en fonction des domaines sources et destination permettrait de réduire le temps d'établissement de connexion.

Dans la littérature plusieurs auteurs proposent des solutions pour répondre au problème de construction de sous topologie dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel.

Li et *al.*, 2017[121] proposent un plan de contrôle hiérarchique pour leur approche de routage et allocation de ressources spectrales dans les réseaux hétérogènes multi-domaines (domaines à grilles fixe et flexible), afin de permettre une utilisation efficace des ressources spectrales. De plus, ils introduisent une méthode de construction de sous topologie lors du transfert de la connexion du nœud source vers le nœud destination, entre les domaines du réseau. Si le nœud source et le nœud destination appartiennent à des domaines de grilles fixe et flexible, les domaines sources et destination ne peuvent être interconnectés. Cependant, si les domaines source et destination ont le même type de grille de fréquences (fixe ou flexible), les deux domaines sont fusionnés pour former un domaine.

De même, Liu et *al.* 2012[122] proposent une méthode de construction de sous topologie basé sur la qualité de service. En effet, leur approche consiste à construire les sous topologies en tenant compte du poids du chemin qui prend en compte la bande passante, la distance entre les nœuds, le taux d'erreurs de bits qui détermine l'intégrité du service. Les auteurs déterminent les k domaines plus proches voisins et le poids de chaque interlien. Ensuite, les interliens sont triés par ordre décroissant. Puis le premier lien de la liste est sélectionné pour fusionner les domaines.

Aussi, Zhao et *al.*, 2015[48], 2016[95] proposent un modèle de construction de sous topologie en tenant compte de la qualité de service. En effet, les auteurs sélectionnent le lien entre deux

domaines ayant la plus faible probabilité de blocage pour fusionner le domaine source et le domaine destination.

Étant donné que les réseaux optiques élastiques (EON) multi-domaines peuvent améliorer l'évolutivité des réseaux, étendre la portée des services et résoudre les problèmes d'interopérabilité, il est très important de les inclure dans l'exploitation pratique des réseaux. Au vu de ce constat, Zhu et al.[92] étudient le problème de la mise en place d'un transfert de service tenant compte de la consommation de l'énergie dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines, où les régénérateurs optoélectroniques n'existent que dans les nœuds frontières. Dans ces travaux, les auteurs tiennent compte des demandes de chemins optiques dynamiques pour proposer des algorithmes pour assurer l'optimisation conjointe du routage, de la modulation, de l'affectation du spectre (RMSA) et de la répartition des régénérateurs.

L'objectif principal de la nouvelle génération de réseaux informatiques est d'améliorer la gestion des services de réseau, en renforçant le contrôle et les flux de trafics. Pour ce fait, Wibowo et al.,2017[123] présentent une étude sur les différentes approches d'une architecture SDN multi-domaine. Il ressort de cette étude que, les approches horizontales et verticales du plan de contrôle SDN permettent une architecture multi-domaines. De plus l'emplacement et le nombre de contrôleurs influencent également de manière considérable les performances du réseau. De même, les problématiques d'évolutivité doivent également être pris en compte dans les recherches actuelles.

Il faut savoir que la subdivision d'une architecture réseau optique constitue un réseau optique multi-domaines. Pour résoudre le problème de routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines, Li et al., 2020)[49] ont proposé une architecture de plan de contrôle à plusieurs niveaux. Les résultats de cette étude ont montré que l'architecture hiérarchique du plan de contrôle réduit la complexité du temps de calcul des contrôleurs et améliore le taux d'utilisation des ressources spectrales.

Dans l'optique d'optimiser le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel lorsqu'une demande de connexion existe entre deux domaines, Victoire et al., 2022[50] proposent différentes approches de construction de sous topologie. En effet, les auteurs tiennent compte des paramètre de consommation de l'énergie, de la fragmentation des ressources spectrales afin de sélectionner d'interlien qui permet la construction de sous topologie.

L'état de l'art nous relève que, la plupart des auteurs qui ont travaillé sur la construction de sous topologie dans les réseaux multi-domaines n'ont pas pris en compte plusieurs domaines. En effet lorsqu'une demande de connexion arrive dans un réseaux multi-domaine, quel critère prendre en compte pour la construction de sous topologie. Dans le but de réduire le temps d'établissement de connexion.

2.5. Discussion

De manière générale dans la littérature, la problématique du routage et allocation de ressources dans les réseaux multi-domaines a été résolue selon plusieurs tendances de proposition d'approche. A savoir, des propositions d'approche sur la réduction de la consommation de l'énergie dans le réseau, des propositions d'approche pour améliorer la qualité de service, des propositions d'approche pour améliorer la qualité de la transmission, des propositions d'approche pour améliorer l'utilisation des ressources du réseau, des propositions pour minimiser le taux de fragmentation de slots de fréquences du réseau. Aussi en parcourant la littérature, nous avons constaté des propositions d'approche hybride qui peuvent traiter simultanément la défragmentation et la consommation de l'énergie.

Dans la littérature, des chercheurs ont également exploité les réseaux optiques élastiques pour améliorer la communication inter-centre de données et intra-centre de données, dans le but d'une utilisation efficace des ressources, de la minimisation de la latence entre les centres de données, minimisation du temps de latence entre les utilisateurs et les centres de données. Cependant, très peu de travaux intègrent les réseaux optiques élastiques définis par logiciel dans les réseaux de centres de données. En effet, l'intégration des réseaux définis par logiciel dans les réseaux optiques de centres de données permettent d'optimiser leurs performances tout en les rendant élastiques, pour tenir compte des besoins de chaque application dans l'allocation de bande passante. Également, il serait plus optimal d'intégrer les réseaux optiques élastiques définis par logiciel au niveau du domaine des science de l'éducation afin de minimiser le temps de latence entre étudiants et centres de données (lors de la demande de contenu au niveau des centres de données) lors des séances de travaux pratiques en ligne temps réel. De manière que les participants bien qu'étant géographiquement dispersés se sentent comme s'ils étaient physiquement dans une même salle.

Des chercheurs dans la littérature ont proposé des solutions pour optimiser le routage et l'allocation des ressources dans les réseaux de centre de données optiques élastiques définis par

logiciel afin d'améliorer les performances du réseau en termes de latence d'accès. Malgré les bons résultats qu'ils ont obtenus, la réduction du temps d'exécution de l'algorithme pourrait améliorer les résultats des auteurs. De ce fait, comment optimiser le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux de centres de données optiques élastiques définis par logiciel ?

Également, des chercheurs ont tenté d'optimiser le routage des services inter-domaines, par la construction de sous-topologies en sélectionnant l'interlien ayant la plus faible probabilité de blocage. Néanmoins, il n'existe pas de chercheur qui construit des sous-topologies par la sélection d'interlien ayant soit le plus petit taux de fragmentation, soit de manière aléatoire, soit par la sélection de l'interlien qui consomme moins d'énergie.

Lorsque le nœud source et le nœud destination d'un service appartiennent à deux domaines de réseau différents, le flux de données est orienté pour traverser plusieurs domaines de réseau différents. Cela peut prolonger le délai de bout en bout du service réseau, ce qui affecte sérieusement la qualité de service de l'utilisateur. Cela pose un défi potentiel pour les services réseau sensibles aux retards. Pour garantir la QoS, certaines tentatives ont essayé d'optimiser le déploiement du service dans plusieurs domaines afin de réduire le délai de bout en bout. Face à un service inter-domaines dans l'ensemble du réseau, la question qui se pose est de savoir comment coordonner plusieurs domaines pour un contrôle efficace et une allocation optimale des ressources spectrales de routage ? A cette question, certains auteurs, dans le processus de routage entre domaines (inter-domaines), choisissent l'interlien qui a la plus faible probabilité de blocage. Cependant, qu'en est-il lorsque les interliens entre deux domaines ont tous la même probabilité de blocage ? Une autre question qui se pose est de savoir quel paramètre permettrait de caractériser le meilleur interlien entre deux domaines ?

2.6. Conclusion partielle

Ce chapitre nous a permis de faire l'état de l'art sur la problématique du routage et allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel. Ce qui nous permet d'identifier des limites à résoudre. Le chapitre suivant présentera notre première contribution qui traite des problématiques de la latence entre utilisateurs et centres de données dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel.

CHAPITRE 3 : optimisation du routage et allocation des ressources dans les réseaux de centres de données optiques élastiques définis par logiciel.

3.1. Introduction

Dans le chapitre 3 de notre thèse, nous présentons les réseaux de centres de données basés sur les réseaux optiques élastiques définis par logiciel. En effet, nous montrons leur importance dans l'optimisation de la communication entre différents centres de données et la communication entre utilisateurs et centres de données.

Dans ce chapitre, nous présentons un algorithme qui optimise le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel appliqués aux réseaux de centres de données, avec l'utilisation des réseaux virtuels extensibles (VxLAN).

3.2. Spécification du problème

Nous définissons la topologie réseau comme un graphe $G(N, L)$ où $N = \{D_1, D_2, D_3, \dots, D_p\}$ est l'ensemble de domaines, et chaque domaine D_k contient un ensemble de centres de données $CD_k = \{d_1^k, d_2^k, d_3^k, \dots, d_x^k\}$, où $x = |CD_k|$ et $L = \{l_1, l_2, l_3, \dots, l_n\}$ l'ensemble des liens optiques entre domaines et $n = |L|$

Dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel appliqués aux réseaux de centres de données, plusieurs utilisateurs géographiquement dispersés sont regroupés dans des zones. Autrement dit, chaque zone Z_w contient un ensemble d'utilisateurs $\{u_1^w, u_2^w, \dots, u_m^w\}$. Par ailleurs, un utilisateur u_i^w peut accéder à un contenu c_j^k ($c_j^k \in C_k$) se trouvant dans un centre de données d_l^k appartenant au domaine D_k , comme le montre la Figure 15. cependant, Notons que la forte demande de contenus par les utilisateurs peut impacter le temps de transfert de contenus. Par conséquent, il est important de fournir une faible latence à tout utilisateur demandant un contenu se trouvant dans un centre de données.

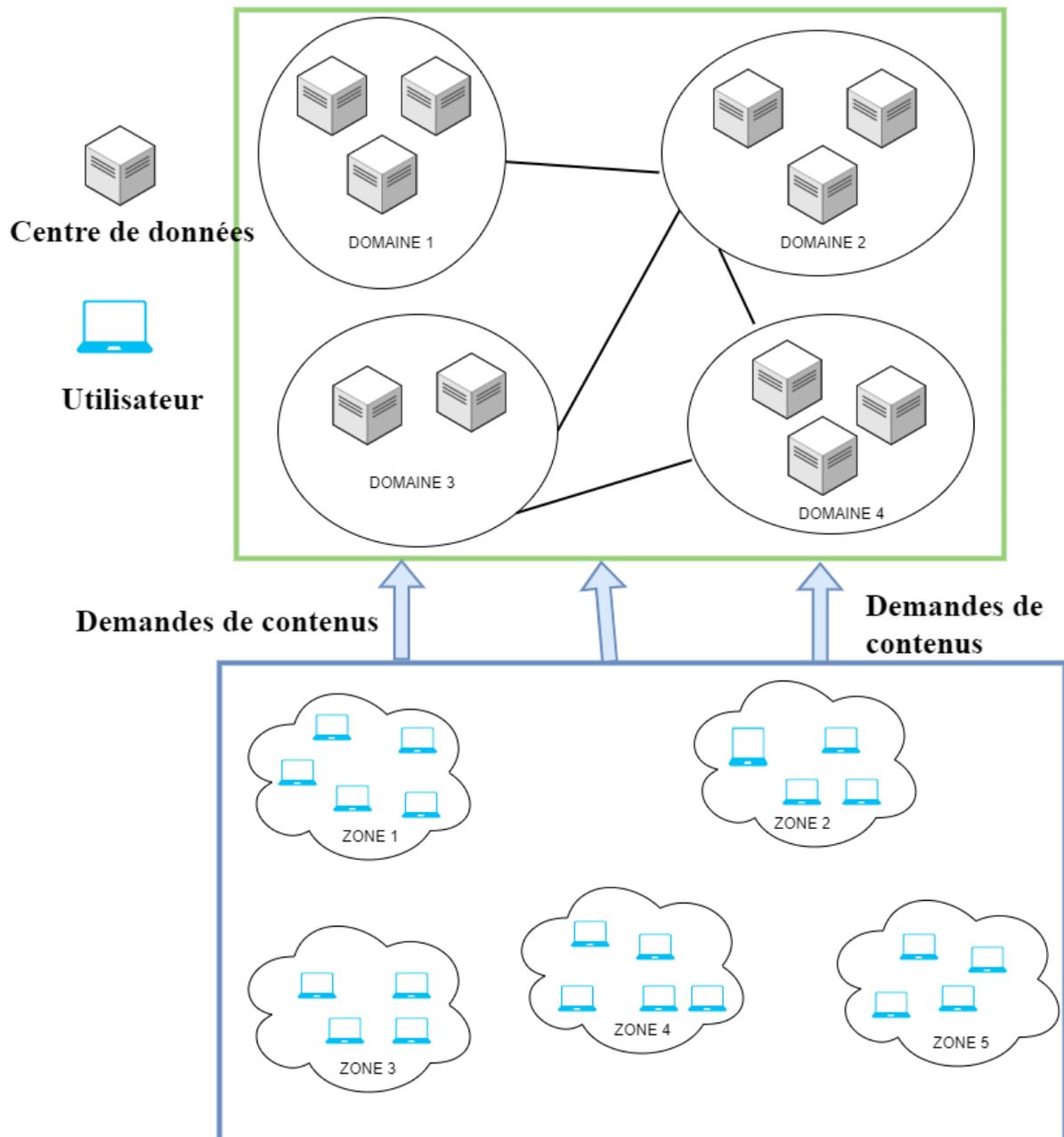


Figure 15: Réseau SDON-M appliqué aux centres de données

On supposera que :

Dans [18], les auteurs ont fourni une expression de la latence donnée par l'Equation (1) :

$$Lat(u_m^w, d_l^k) = \frac{dis(u_m^w, d_l^k)}{s} + h(u_m^w, d_l^k) \cdot Lat_h \quad (1)$$

Où

$$1 \leq l \leq x$$

u_m^w : un utilisateur u d'indice m se trouvant dans une zone w

d_l^k : un centre de données d d'indice l se trouvant dans le domaine k

$dis(u_m^w, d_l^k)$: la distance entre u_m^w et d_l^k qui tient compte de la longueur de la fibre optique entre utilisateur et centre de données.

$h(u_m^w, d_l^k)$: le nombre de sauts de u_m^w à d_l^k

s : la vitesse de propagation de la lumière sur la fibre optique (fixée à 193,121 km /s)

Lat_h : la latence moyenne par saut (fixé à 8 ms selon Goiri et al., 2011[124])

Il faut savoir que, étant donné une exigence de réponse rapide par les utilisateurs, nous partons du principe que la contrainte de latence entre utilisateurs et centre de données est satisfaite[18].

Le problème étudié ici, est formulé comme suit :

- Etant donné un ensemble de domaines $N=\{D_1, D_2, D_3, \dots, D_k\}$, l'ensemble de centre de données $CD_k = \{d_1^k, d_2^k, d_3^k, \dots, d_x^k\}$, des zones contenant des utilisateurs $z_w = u_1^w, u_2^w, u_3^w, \dots, u_m^w$, l'ensemble de contenus dans un centres de données (d_x^k) $C_k = \{c_1^k, c_2^k, \dots, c_n^k\}$.
- Comment réduire la latence entre utilisateur et centres de données, lorsque les utilisateurs veulent accéder à un contenu ?
- Dans le but d'améliorer la qualité de service dans les réseaux optiques élastique multi-domaines définis par logiciel appliqué aux centres de données.

3.3. Algorithme de sélection de contenu le plus proche de l'utilisateur

Notre proposition d'algorithme (voir Algorithme 2), est une extension de l'algorithme de Gao et al., 2017[18] qui est divisé en cinq étapes, et dont le mécanisme de remplacement dynamique de contenu est démontré à la Figure 16 selon Gao et al., 2017[18]. Dans la première phase illustrée par la Figure 16 (a), le contenu A demandé par l'utilisateur (u_4) au niveau de la zone 2 est stocké dans le centre de données D_1 distant. La communication entre u_4 et D_1 nécessite un nombre important de ressources avec une latence d'accès de 64,59 ms.

Pour améliorer la qualité de service entre utilisateurs et centres de données, Gao et *al.*, 2017[18], les auteurs remplacent de manière dynamique le contenu du centre de données D_1 par le centre de données D_3 et réduisent donc la latence d'accès de 29,17 ms comme présenté à la Figure 16 (b).

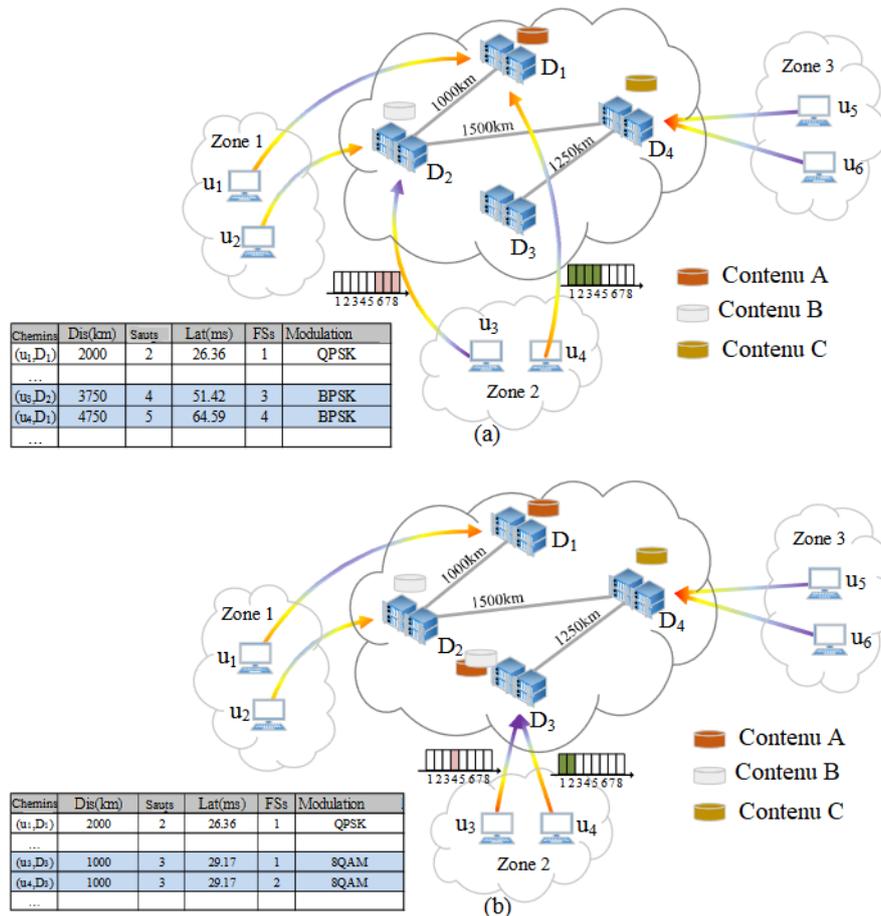


Figure 16: Topologie explicative [18]

Les étapes de l'algorithme de Gao et *al.*, 2017[18] se décrivent comme suit : Les deux premières étapes permettent d'obtenir la liste des centres de données (CDs) qui satisfont les contraintes de latence pour chaque contenu, à savoir l'ensemble de centres de données (Cad_s1c) respectant la contrainte d'accès qui est la latence maximale de 50 ms tolérée entre utilisateur et centre de données et l'ensemble des centres de données (Cad_s2c) respectant la contrainte de cohérence de seuil de 80 ms entre deux centres de données.

À la troisième étape, les centres de données candidats étant les plus proches des utilisateurs sont sélectionnés en minimisant la consommation de slots de fréquence sur chemin. La quatrième étape, permet de vérifier si le centre de données candidat a de la disponibilité pour

stocker le contenu demandé. Le centre de données respectant cette condition est ajouté dans Cad_s3c.

Enfin à la cinquième étape, le contenu demandé est transféré vers le centre de données candidat. Comme décrit dans Algorithme 1.

Algorithme 1: Remplacement du contenu dynamique en fonction de la latence (LE-DCR) [18]

1. Entrée : $G(N, L)$, contenus $C_k = \{c_1^k, c_2^k, \dots, c_n^k\}$. Utilisateurs $z_w = u_1^w, u_2^w, u_3^w, \dots, u_m^w$, Centres de données $CD_k = \{d_1^k, d_2^k, d_3^k, \dots, d_x^k\}$
2. Sortie : Emplacement optimal de contenu
3. DEBUT
4. **Début Etape 1**
5. POUR chaque contenu FAIRE
 6. POUR chaque utilisateur concerné par les demandes de connexions FAIRE
 7. POUR chaque d_x^k FAIRE
 8. SI contrainte d'accès respecté ALORS
 9. Ajouter d_x^k à Cad_s1c
 10. FINSI
 11. FINPOUR
 12. FINPOUR
13. FINPOUR
14. **Fin étape 1**
15. **Début Etape 2**
16. POUR chaque d_x^k de Cad_s1c FAIRE
 17. SI contrainte de cohérence respecté ALORS
 18. Ajouter d_x^k à Cad_s2c
 19. FINSI
 20. FINPOUR
21. **Fin Etape 2**
22. **Début Etape 3**
23. POUR chaque contenu FAIRE
 24. POUR chaque utilisateur concerné par les demandes de connexions FAIRE
 25. Sélectionner le d_x^k qui est plus proche de l'utilisateur
 26. Minimiser l'utilisation de slots de fréquences sur le chemin optique
 27. FINPOUR
28. FINPOUR

21. **Fin Etape 3**
22. **Début étape 4**
23. SI la taille de stockage disponible dans les d ALORS
24. Aller à Etape 3
25. SINON
26. SI (surcharge) ALORS
27. Aller à Etape 5
28. FINSI
29. Ajouter d_x^k à Cad_s3c
30. **Fin étape 4**
31. **Début Etape 5**
32. Remplacer le contenu dans les CD en fonction de l'ensemble des candidats obtenu
A l'étape 4
33. **Fin Etape 5**
34. FIN

Au regard de l'algorithme 1 nous constatons que la taille de stockage du centre de données candidat est vérifié à quatrième étape. Au vu de ce constat, nous émettons l'hypothèse qu'il serait avantageux, en termes de temps d'exécution algorithmique, de vérifier la capacité de stockage de centres de données dès la première étape. Notre algorithme SCPP est présenté au niveau de l'Algorithme 2.

Algorithme 2: Sélectionner le contenu le plus proche (SCPP)

1. Entrée : $G(N, L)$, contenus $C_k = \{c_1^k, c_2^k, \dots, c_n^k\}$. Utilisateurs $z_w = u_1^w, u_2^w, u_3^w, \dots, u_m^w$, Centres de données $CD_k = \{d_1^k, d_2^k, d_3^k, \dots, d_x^k\}$
2. Sortie : Emplacement optimal de contenu
3. Début
4. **Début Etape 1**
5. POUR chaque contenu FAIRE
6. SI les d_x^k qui respectent la contrainte d'accès ALORS
7. SI la taille de stockage disponible dans les d_x^k candidats par rapport à la taille de contenu demandé ALORS
8. Ajouter d_x^k à Cad_s1c
9. FINSI
10. FINSI
- FINPOUR

11. **Fin Etape 1**
12. **Début Etape 2**
13. POUR chaque d_x^k de Cad_s1c FAIRE
14. SI la contrainte de cohérence respecté ALORS
 - Ajouter d_x^k à Cad_s2c
 - FINSI
15. FINPOUR
16. **Fin Etape 2**
17. **Début Etape 3**
18. POUR chaque contenu FAIRE
 - POUR chaque utilisateur concerné par les demandes de connexions FAIRE
 19. Sélectionner le d_x^k le plus proche de l'utilisateur en minimisant
 - L'utilisation de slots de fréquence
 20. Ajouter d_x^k à Cad_s3c
 21. FINPOUR
 - FINPOUR
22. **Fin Etape 3**
23. Fin

3.3. 3. Calcul de complexité de temps d'exécution des algorithmes

Dans notre étude nous considérons n comme étant le nombre de demandes de contenu où $n = |C|$ et $T(n)$ le nombre d'opérations élémentaires (temps de fonctionnement de l'algorithme). L'algorithme 1 est celle de Gao et *al.*, 2017[18] et l'algorithme 2 notre proposition .

Le calcul de la complexité de l'algorithme 1 se présente comme suit :

$$T_1(n) = \text{etap1}(n) + \text{etap2}(n) + \text{etap3}(n) + \text{etap4}(n) + \text{etap5}(n)$$

$$T_1(n) = (n - 1) + (n - 1) + (n - 1) + (n^2 - 2n + 1) + (n - 1)$$

$$T_1(n) = n^2 + 2n - 3$$

$$T_1(n) = O(n^2)$$

Calcul de complexité de l'algorithme 2 :

$$T_2(n) = \text{etap1}(n) + \text{etap2}(n) + \text{etap3}(n)$$

$$T_2(n) = (n - 1) + (n - 1) + (n - 1)$$

$$T_2(n) = O(n)$$

3.3.4. Analyse des complexités de temps d'exécution des algorithmes

Le calcul des différentes complexités nous permet d'obtenir avec l'algorithme de Gao et *al.*, 2017 [18] le résultat de $T_1(n) = O(n^2)$, qui est une complexité quadratique. La complexité de notre algorithme SCPP est de $T_2(n) = O(n)$, qui est une complexité linéaire.

L'analyse des complexités permet de dire que la complexité quadratique permet d'avoir un temps d'exécution algorithmique plus élevé par rapport à la complexité linéaire. De ce fait, notre algorithme permet d'obtenir un gain considérable en temps par rapport à l'algorithme de Gao et *al.*, 2017 [18].

3.5. Evaluation de performance

3.5.1. Expérimentation

Pour évaluer notre proposition, nous avons implémenté notre solution au Laboratoire d'Informatique, de Télécommunications et Applications (LITA) de l'Ecole Supérieure Polytechnique (ESP) de l'Université Cheikh Anta Diop de Dakar (UCAD). Il faut savoir que l'Etat du Sénégal dispose d'un réseau public de fibre optique qui prend en compte l'interconnexion de Huit (8) universités réparties sur le territoire [125]. A savoir :

1. UCAD : Université Cheikh-Anta-Diop
2. UGB : Université Gaston-Berger, à Saint-Louis
3. UADB : Université Alioune Diop de Bambey
4. UIDT : Université Iba Der THIAM de Thiès
5. UASZ : Université Assane-Seck de Ziguinchor
6. UVS : Université virtuelle du Sénégal
7. USSEIN : Université du Sine Saloum El Hadji Ibrahima Niass
8. UAM : Université Amadou-Mahtar-M'Bow, à Diamniadio

La Figure 17 montre la répartition des universités interconnectées par la fibre optique.

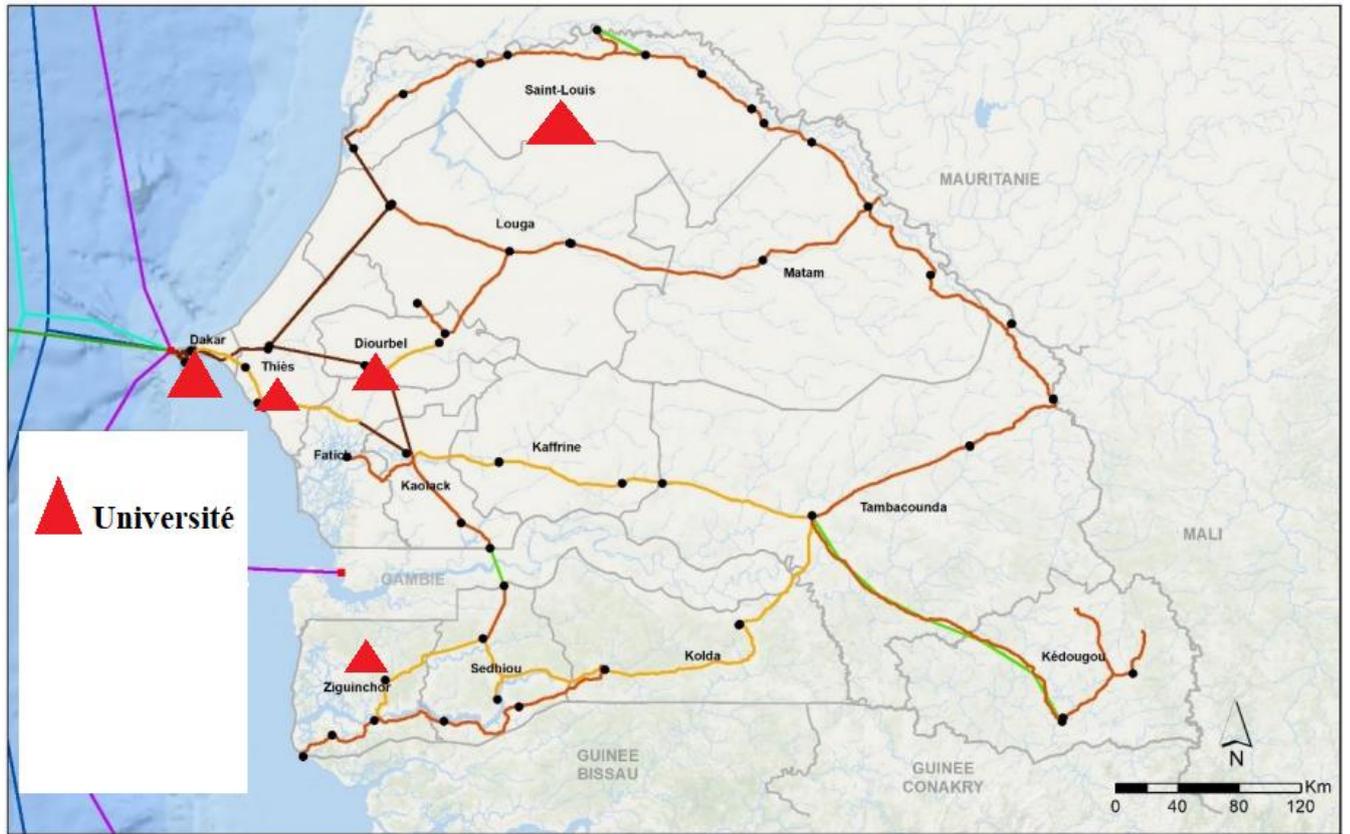
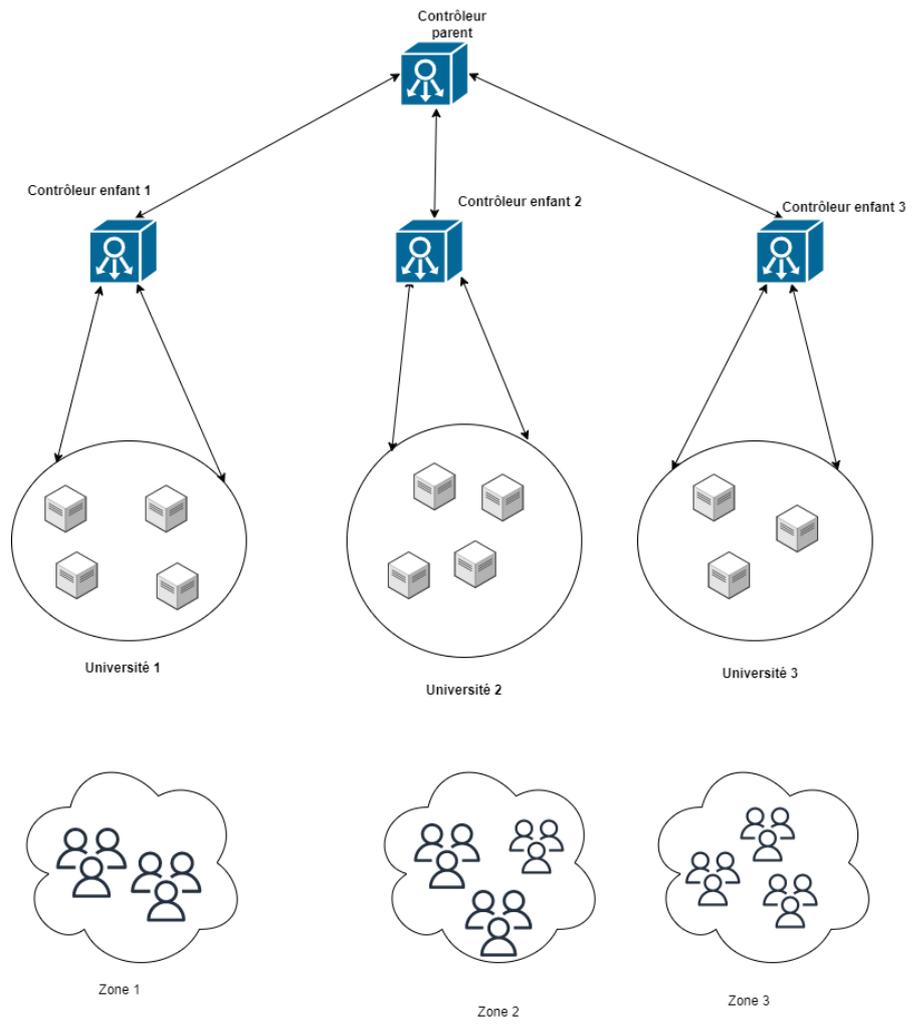


Figure 17: Interconnexion des universités du Sénégal [125]

Nous utilisons les environnements composés d'un contrôleur SDN Floodlight où nous implémentons notre algorithme SCPP et l'émulateur Mininet sous système d'exploitation Ubuntu 18.04 LTS. Nous avons également utilisé des switches physiques Cisco intégrant des transpondeurs optiques, des switches logiciels Open VSwitch supportant le protocole OpenFlow et des ordinateurs des différents étudiants et enseignants connectés (étant géographiquement dispersés). La Figure 18 présente l'architecture simplifiée de notre expérimentation.



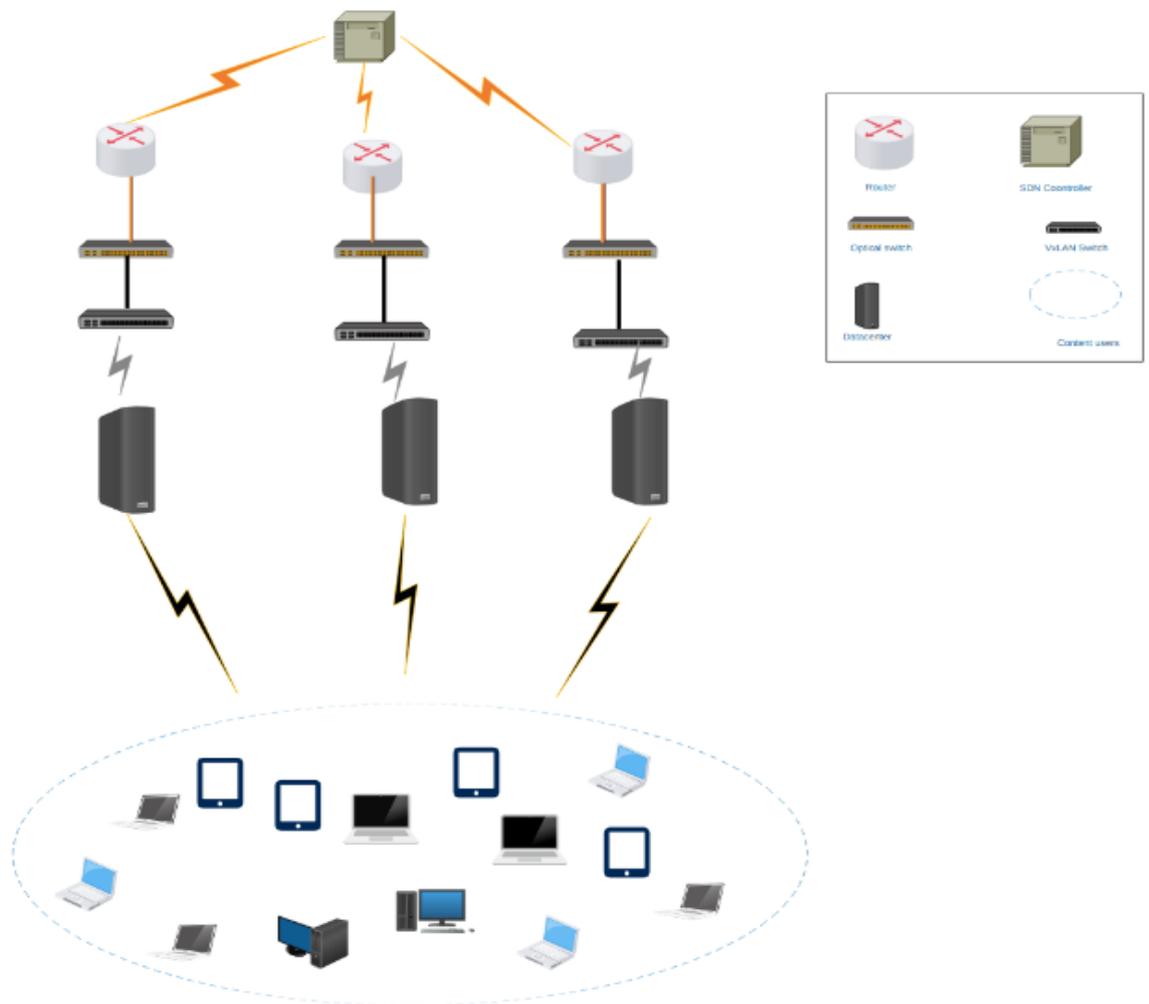


Figure 18: Architecture de simulation

Notre simulation se fait en cinq étapes qui se présentent comme suit :

4. Etape 1 : création de Open switches (OVS) intégrant des VTEP

Nous créons trois switches OVS à l'aide des commandes sur les figures 20, 21 et 22.

```

root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ovs-vsctl add-br ovs1
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ovs-vsctl show
1b718451-1ca1-493f-aa5b-0fe244c79e4d
  Bridge "ovs1"
    Port "ovs1"
      Interface "ovs1"
        type: internal
    ovs_version: "2.9.8"
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# █

```

Figure 19: Création de OVS1

```

root@ubuntu:~# ovs-vsctl add-br ovs2
root@ubuntu:~# ovs-vsctl show
c21fb5e9-aa93-4d07-9d64-107fd7595363
  Manager "tcp:6640"
  Bridge "s12"
    Controller "tcp:192.168.1.11:6653"
    Port "v12"
      Interface "v12"
        type: vxlan
        options: {remote_ip="192.168.1.12"}
    Port "s12"
      Interface "s12"
        type: internal
  Bridge "ovs2"
    Port "ovs2"
      Interface "ovs2"
        type: internal
    ovs_version: "2.9.8"
root@ubuntu:~# █

```

Figure 20 : Création de l'OVS2

```

root@innonce-virtualbox:~# ovs-vsctl add-br ovs3
root@innonce-virtualbox:~# █

```

Figure 21 : création de l'OVS3

5. Etape 2 : la création de tunnels VxLAN entre les différents switches.
Nous créons des tunnels VxLAN entre les switches, leur affectons des adresse IP et les activons comme présenté sur les figures 23, 24 ,25, 26 et 27.

```
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ovs-vsctl add-port ovs1 v0 -- set interface v0 type=vxlan option:remote_ip=192.168.0.105 ofport_request=1
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ovs-vsctl add-port ovs1 v1 -- set interface v1 type=vxlan option:remote_ip=192.168.0.103 ofport_request=2
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# █
```

Figure 22: Création de tunnel entre l'OVS 1 et les deux autres OVS

```
root@innonce-virtualbox:~# ovs-vsctl add-port ovs3 v0 -- set interface v0 type=vxlan option:remote_ip=192.168.0.100 ofport_request=1
root@innonce-virtualbox:~# ovs-vsctl add-port ovs3 v1 -- set interface v1 type=vxlan option:remote_ip=192.168.0.105 ofport_request=2
root@innonce-virtualbox:~# █
```

Figure 23: Création de tunnel entre l'OVS 2 et les deux autres OVS

```
root@innonce-virtualbox:~# ovs-vsctl add-port ovs3 v0 -- set interface v0 type=vxlan option:remote_ip=192.168.0.100 ofport_request=1
root@innonce-virtualbox:~# ovs-vsctl add-port ovs3 v1 -- set interface v1 type=vxlan option:remote_ip=192.168.0.105 ofport_request=2
root@innonce-virtualbox:~# █
```

Figure 24: Création de tunnel entre l'OVS 3 et les deux autres OVS

```
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ifconfig ovs1 10.10.10.1 netmask 255.255.255.0
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ifconfig ovs1 up
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# █
```

Figure 25: affectation IP tunnel OVS1

```
root@ubuntu:~# ifconfig ovs2 10.10.10.2 netmask 255.255.255.0
root@ubuntu:~# ifconfig ovs2 up
root@ubuntu:~# █
```

Figure 26: affectation d'adresse IP au tunnel OVS 2

6. Etape 4 : connecter le contrôleur Floodlight au réseau mis en place

Nous connectons le contrôleur Floodlight au réseau à travers le code sur la figure 28.

```
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ovs-vsctl set-fail-mode ovs1 secure
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ovs-vsctl set bridge ovs1 protocols=OpenFlow14
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# ovs-vsctl set-controller ovs1 tcp:192.168.0.102:6653
root@victoirekie-Inspiron-13-5368:~# █
```

Figure 27: connexion du contrôleur aux OVS

3.5.2. Cas de travaux pratiques

Une fois que nous avons étendu le réseau grâce au VxLAN, toutes les machines des utilisateurs échangent des trames Ethernet comme si elles étaient dans un même réseau. Par conséquent, les communications de type multicast peuvent être échangées. D'où la possibilité d'utiliser des outils de collaboration temps réel qui ne devraient marcher que si nous étions dans un même LAN.

7. Etape 5 : tester notre expérimentation au travers de cas de travaux pratiques

8.

- ✓ Cas 1 : Outil de classe virtuelle Bigbluebutton et travaux pratiques de développement en java

Nous avons installé au sein d'un datacenter de l'UCAD le serveur Bigbluebutton qui est un système de webconférence open source pour l'apprentissage en ligne. En effet, le Bigbluebutton a pratiquement les mêmes fonctionnalités que les outils de collaboration grand public tels que Google meet, Zoom, Microsoft teams.

Cet outil a permis, pendant la pandémie COVID-19, de former les étudiants géographiquement à travers des travaux pratiques.

Dans ce scénario de travaux pratiques de Java, l'enseignant et les étudiants collaborent sur le développement d'un programme en java comme le montre la Figure 28.

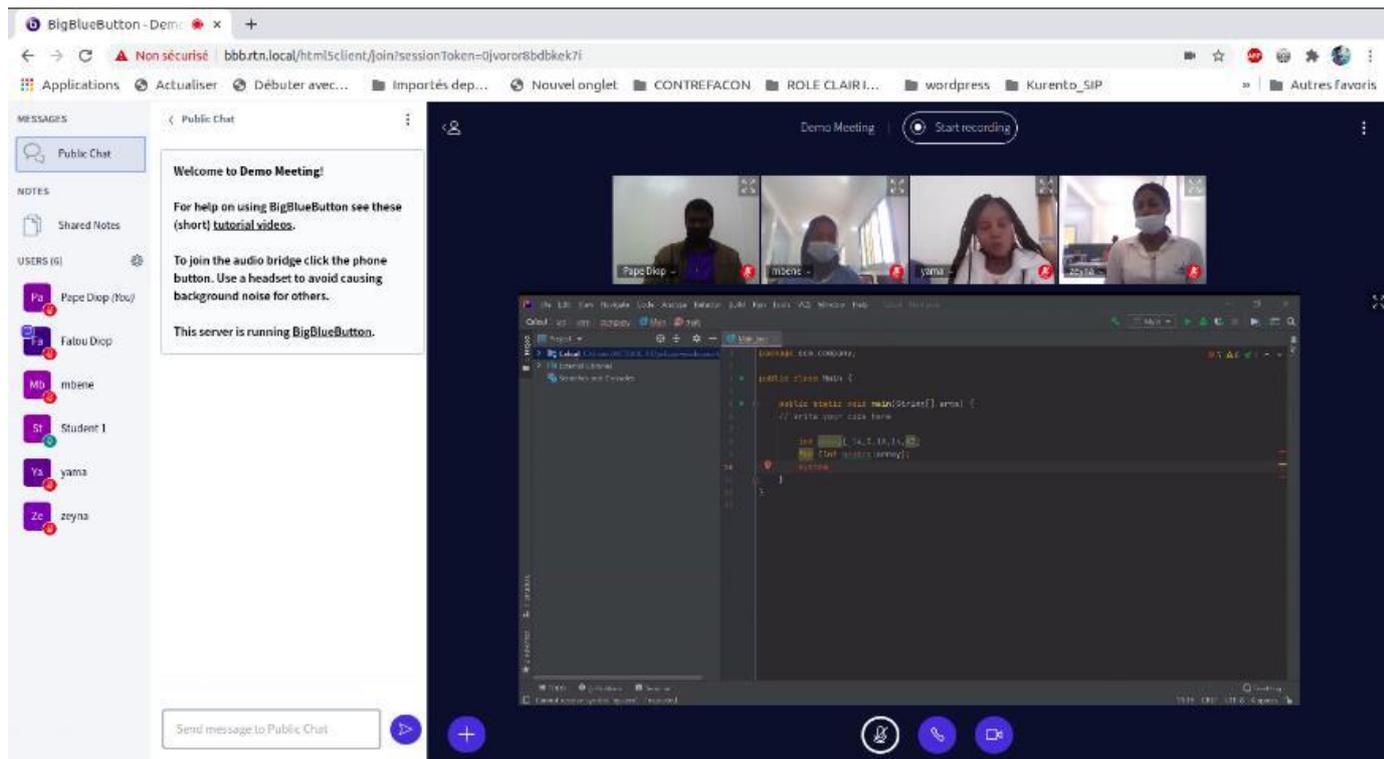


Figure 28: Travaux pratiques de développement en java

Notre solution permet aux différents acteurs de sentir la fluidité lors des partages d'écran.

✓ Cas 2 : Travaux pratiques sur téléphonie IP

L'outil bigbluebutton permet une communication temps réel entre étudiants. Également, les étudiants ont été formés à l'installation d'un outil de Blink 1 qui permet la communication audio, vidéo et le partage d'écran sans configuration préalable. Tous les acteurs se connectant à notre réseau d'expérimentation découvrent automatiquement les utilisateurs connectés et peuvent collaborer par audio, vidéo, prise de contrôle de machine à distance grâce à leur Blink. Un étudiant, désigné par l'enseignant, accepte l'accès à son écran aux autres acteurs et installe le serveur de téléphonie sur IP Astérisik. La Figure 29 qui suit montre la vue de l'écran partagé par les autres acteurs.

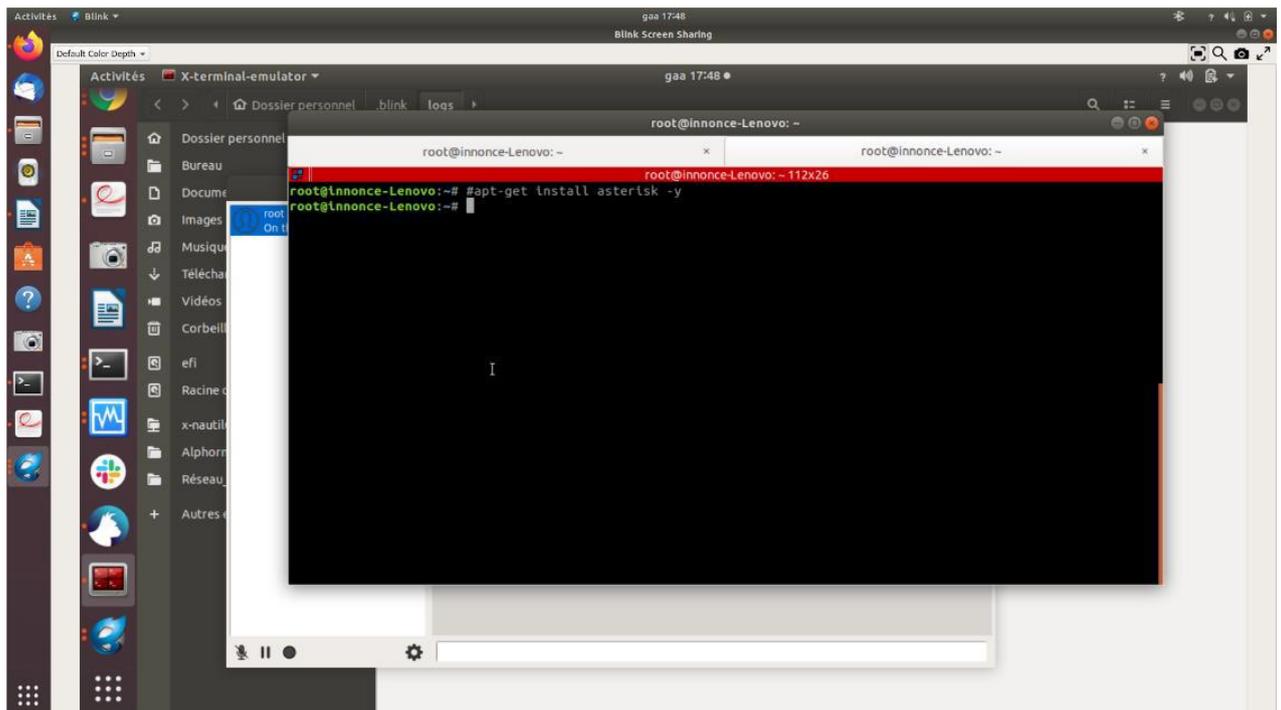


Figure 29 : Installation de Astéris

L'étudiant désigné, collabore avec les autres étudiants pour configurer le serveur de téléphonie sur IP, et crée des comptes à ses camarades. Les étudiants aidés par l'enseignant, grâce à l'accès à leurs écrans, configurent les téléphones IP et se connectent au serveur de téléphonie. La Figure 30 montre l'appel vidéo via asterisk entre deux étudiants.



Figure 30: TP appel sur IP

Cette séance de travaux pratiques d'appel sur IP a permis aux différents acteurs qui sont sur des sites différents de collaborer comme s'ils étaient dans une salle de classe physique.

✓ Cas 3 : Travaux pratiques de réseau sur Gns3

L'enseignant se trouvant dans la salle de travaux pratiques utilise une machine de centre de données de l'UCAD et crée une architecture réseau intégrant aussi bien les équipements physiques que logiciels, à travers le serveur GNS3. Les équipements physiques et logiciels communiquent via GNS3 paramétré comme serveur. A l'heure de la séance de travaux pratiques, les étudiants et l'enseignant lancent leur Blink et se découvrent mutuellement sans configuration grâce à notre réseau VXLAN contrôlé par SDN. Ils peuvent communiquer par audio, vidéo. Les étudiants configurent leur GNS3 en client et se connectent au serveur GNS3. Tous les étudiants et l'enseignant accèdent à l'interface du serveur GNS3 comme le montre la Figure 31.

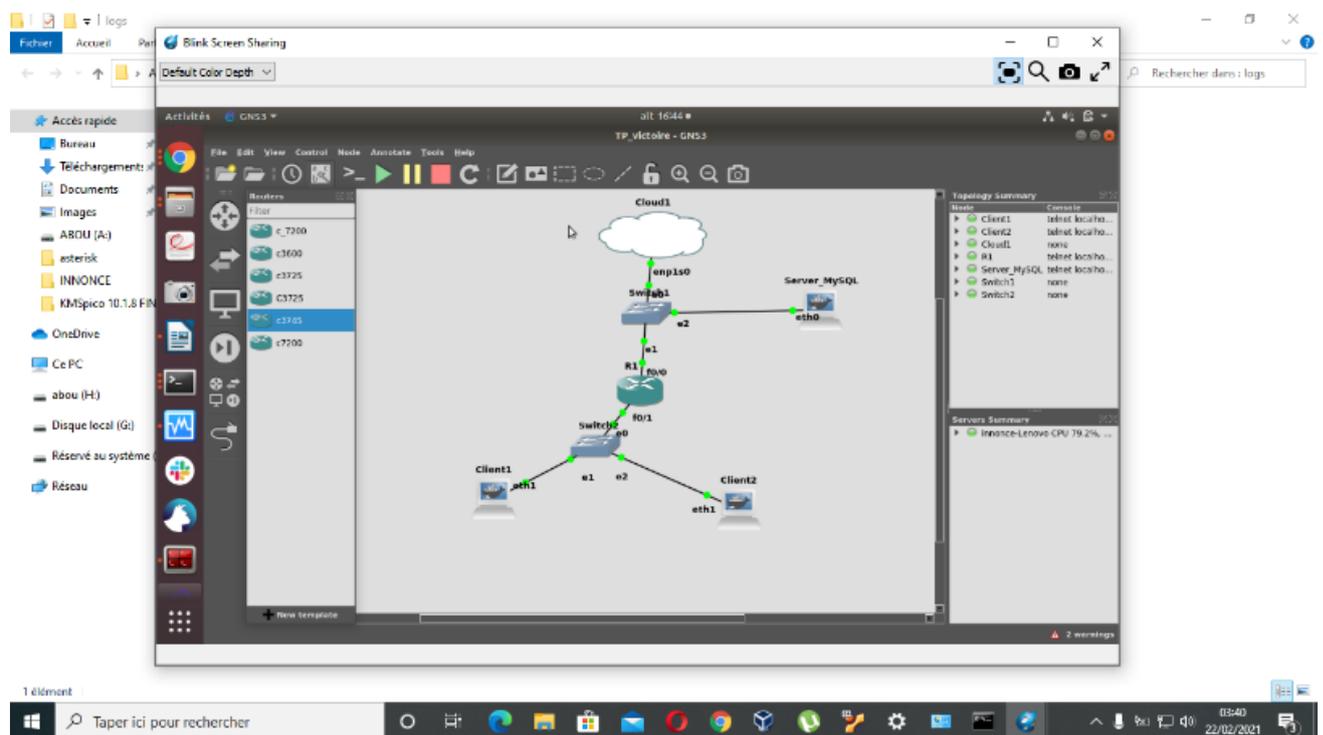


Figure 31: Prise en main à distance

L'enseignant désigne un étudiant devant configurer un équipement donné de l'architecture. La Figure 32 montre l'interface de connexion de l'étudiant à un routeur de l'architecture. Tous les étudiants accèdent simultanément à l'interface d'un équipement et peuvent collaborer à sa

configuration grâce au service de connexion à distance sécurisé intégré à GNS3, sans faire recours au service de partage d'écran qui est gourmand en bande passante.

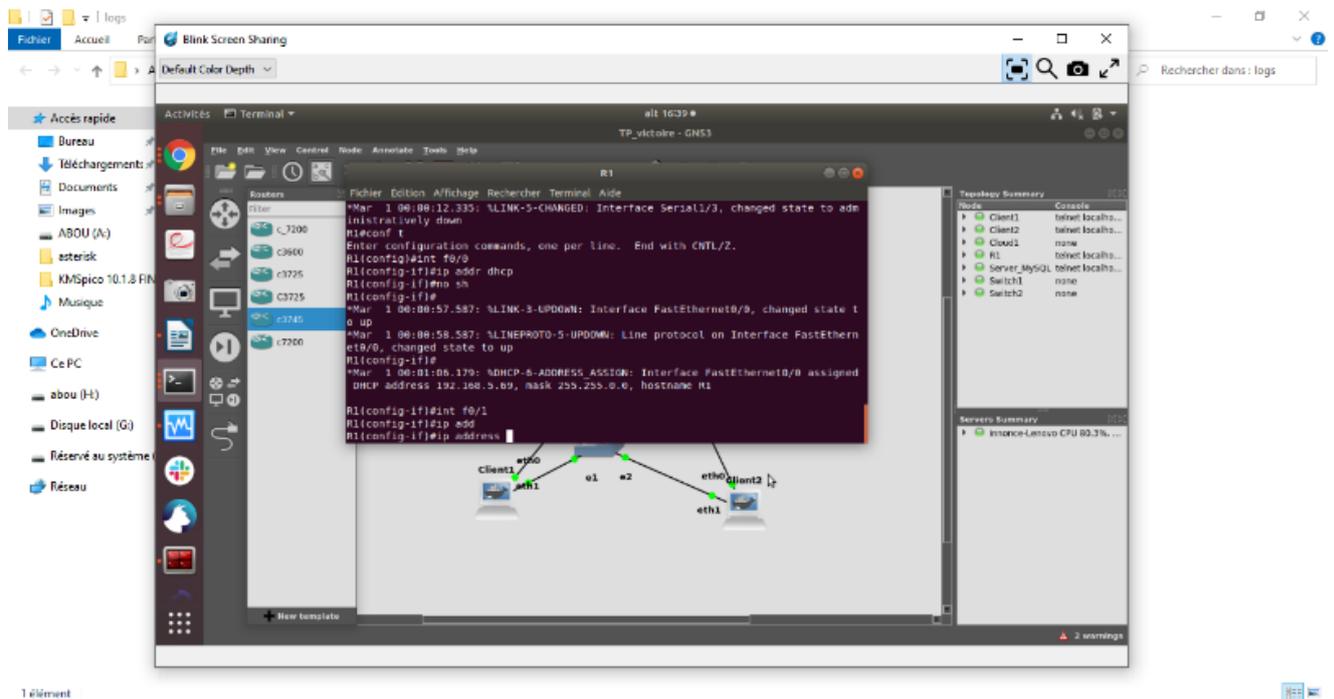


Figure 32: Configuration à distance temps réel de routeur physique

Cette séance de travaux pratiques a permis aux acteurs géographiquement dispersés de collaborer en temps réel sur des travaux pratiques comme s'ils étaient dans une même salle de classe.

3.6. Résultats et discussion

Nous avons évalué la latence avant et après l'implémentation de notre solution à l'Université Cheikh Anta Diop de Dakar. En effet, nous avons implémenté notre algorithme SSCP sur le contrôleur SDN Opendaylight.

Cette évaluation est représentée à la Figure 33, où la latence après notre expérimentation est considérablement inférieure à la latence avant notre expérimentation. De ce fait, Notre solution permet de réduire les désagréments des acteurs collaborant sur des travaux pratiques en ligne. Ces désagréments se manifestaient par un retard de réception lors du partage d'écran ou d'une émission voix, vidéo pendant les séances de travaux pratiques collaboratives.

Ce qui a permis aux différents acteurs du département génie informatique de l'université Cheikh Anta Diop de Dakar, d'utiliser des outils de collaboration dans leurs activités de travaux pratiques.

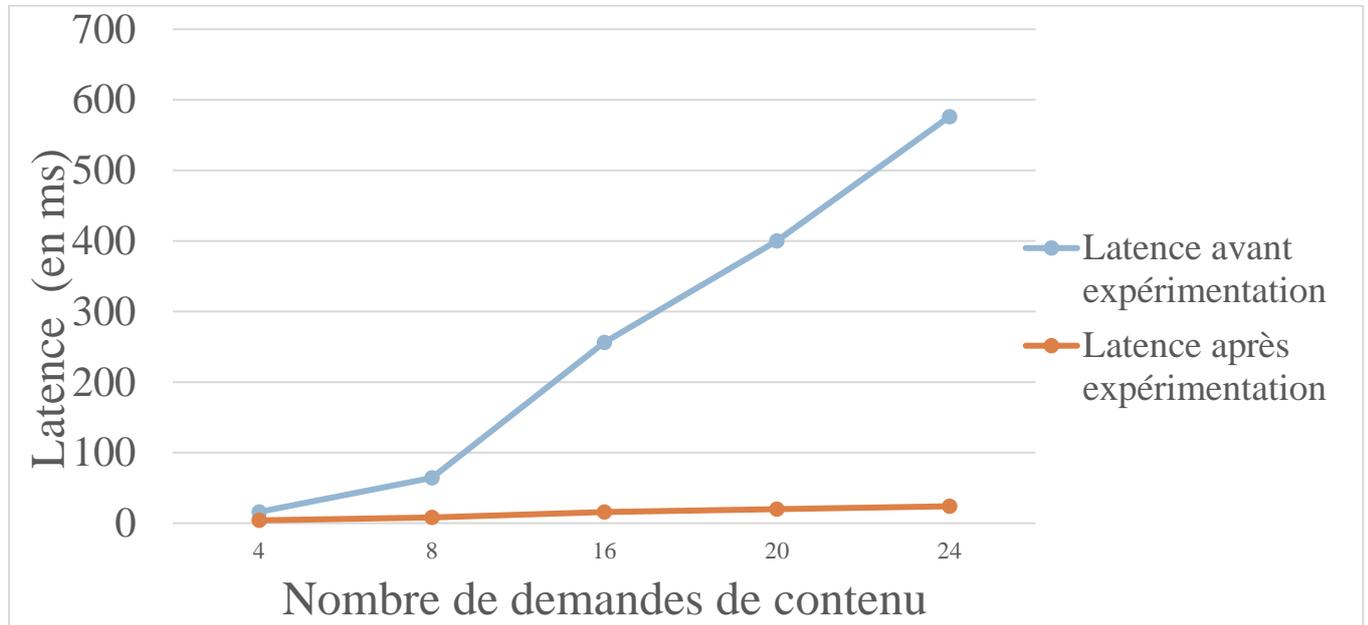


Figure 33: comparaison de latence

3.7. Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre notre première contribution qui consiste à réduire la latence entre utilisateurs et centres de données dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel appliqués aux réseaux de centres de données.

L'algorithme que nous avons proposé améliore celui de Gao et *al.*, 2017[18] en réduisant le temps d'exécution algorithmique. Notre algorithme pourrait être implémenté pour réduire la latence d'accès à des ressources pédagogique se trouvant dans les centres de données au niveau de chaque université dans un pays.

Une fois la latence réduite, les architectures telles que proposées dans nos travaux utilisant les technologies VXLAN et les réseaux optiques élastiques, permettraient de créer des environnements de collaboration en temps réel au bénéfice des différents acteurs de l'enseignement supérieur en vue d'atteindre des objectifs pédagogiques.

Dans la problématique du routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel, en plus de la latence entre les utilisateurs et les centres de données, il est important d'améliorer la qualité de transmission lors de la communication inter-domaines. Par conséquent, le chapitre suivant aborde le problème de l'optimisation du routage inter-domaines dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel.

CHAPITRE 4 : Optimisation du routage inter-domaine et de l'allocation des ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines

4.1. Introduction

Dans la vie courante, de façon naturelle, dans un pays, plusieurs opérateurs de télécommunications coexistent et représentent des entités (domaines) réseaux indépendant(e)s. Généralement, chaque entité a en charge la gestion de son réseau. Du point de vue nation, les systèmes de télécommunications sont organisés en plusieurs domaines autonomes interconnectés. Cependant, un opérateur de télécommunications peut aussi subdiviser son réseau en plusieurs domaines autonomes interconnectés via un gestionnaire central. C'est cette même idée qui est mise en œuvre avec les réseaux SDON multi-domaines où chaque domaine est géré par un contrôleur de domaine autonome qui à son tour est connecté à un contrôleur de domaine central qui coordonne les activités de tous les contrôleurs de chaque domaine du réseau afin de prendre en compte les services inter-domaines dans l'ensemble du réseau.

Dans ce chapitre, nous présentons un algorithme de routage et d'allocation de ressources inter-domaine dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel.

4.2. Spécification de problème

Dans les réseaux SDON multi-domaines, lorsque le nœud source et le nœud destination d'un service appartiennent à deux domaines de réseau différents, le flux de données est orienté pour traverser plusieurs domaines de réseau différents. Cela peut prolonger le délai de bout en bout du service réseau, ce qui affecte sérieusement la qualité de service de l'utilisateur. Cela pose un défi potentiel pour les services réseau sensibles aux retards. Pour garantir la QoS, certains chercheurs ont essayé d'optimiser le déploiement du service dans plusieurs domaines afin de réduire le délai de bout en bout. Face à un service inter-domaines dans l'ensemble du réseau, la question qui se pose est de savoir comment coordonner plusieurs domaines pour un contrôle efficace et une allocation optimale des ressources spectrales de routage ? A cette question, certains auteurs, dans le processus de routage entre domaines (inter-domaines), choisissent l'interlien qui a la plus faible probabilité de blocage. Cependant, qu'en est-il lorsque les interliens entre deux domaines ont tous la même probabilité de blocage ? Une autre question qui se pose est de savoir quel paramètre permettrait de caractériser le meilleur interlien entre deux domaines ?

4.2.1. Modèle du système multi-domaines

Nous considérons un réseau multi-domaines représenté par un graphe non-orienté G composé de n sous-graphes (domaines) définis comme suit :

$G = (D_i, L_{D_i \times D_j}, fs, cr) : 1 < i, j \leq n \in \mathbb{N}$ où D_i représente le domaine n° i et $L_{D_i \times D_j}$ représente le ou les interlien(s) optiques entre les domaines D_i et D_j avec $fs = \{fs_1, \dots, fs_p : p \in \mathbb{N}^*\}$ l'ensemble des slots de fréquences d'un lien optique et $cr = \{cr_1, \dots, cr_k : k \in \mathbb{N}^*\}$ l'ensemble des connexions.

Un domaine du réseau peut être représenté par un graphe G_{D_i} non orienté composé de m nœuds et de l liens définis comme suit :

$G_{D_i} = (Ni_{D_i}, Nb_{D_i}, L_{D_i}) : 1 < i \leq n \in \mathbb{N}$ où Ni_{D_i} représente l'ensemble des nœuds intérieurs et Nb_{D_i} désigne l'ensemble des nœuds de bordure avec L_{D_i} l'ensemble des liens optiques du domaine D_i . On a $L_{D_i} = \{(u_{D_i}, v_{D_i}) : u_{D_i}, v_{D_i} \in Ni_{D_i} \cup Nb_{D_i}\}$.

4.2.2. Métrique de fragmentation

La fragmentation des slots de fréquences qui est causée par l'établissement et la terminaison dynamique de connexions, est un problème majeur dans le processus de routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques. La fragmentation peut être réduite par une gestion appropriée afin d'améliorer l'allocation de demande de connexion. Pour ce faire, Chatterjee et *al.*, 2018 [67] présentent trois méthodes de mesures de fragmentation du spectre à savoir le paramètre de fragmentation externe, le paramètre basé sur l'entropie et le paramètre basé sur la probabilité de blocage. Selon Horota et *al.* [126], la fragmentation de spectre est plus importante lorsque les connexions requièrent plus de ressources spectrales, par conséquent le taux de fragmentation est fonction du nombre de tranches spectrales requis pour répondre à la demande de connexion. De même, pour résoudre le problème de fragmentation lors du routage et allocation de ressources dynamique dans les réseaux optiques élastiques, Singh et *al.*, 2018 [77] proposent une fonction qui calcule le coût de la fragmentation qui tient compte du nombre total de slots de fréquence libre et se présente comme suit :

$$FM = \sum_{i=1}^{n+1} e^{\left(\frac{1}{s_i}\right)} \quad (2)$$

où s_i est le nombre de slot de fréquence libre dans le bloc i .

4.2.3. Métrique proposée

Pour la sélection du lien/chemin qui réduit le taux de fragmentation du réseau, nous allons calculer le taux de fragmentation avant (TF) et la qualité du lien/chemin (QL) après l'établissement d'une connexion nécessitant c slots de fréquence.

Le taux de fragmentation est fonction du nombre de slots de fréquence requis pour une demande de connexion comme spécifié par Horota et *al.* [126]. De ce fait, nous proposons d'améliorer le modèle de Singh et *al.*, 2018 [77] en y intégrant le nombre de slots de fréquence requis (c) pour une demande de connexion. Nous définissons le taux de fragmentation avant que la ressource c soit allouée comme suit :

$$TF = \sum_{i=1}^n e^{\left(-\frac{sb_i}{c}\right)} \quad (3)$$

où sb_i est le nombre de slot de fréquence libre dans le bloc i avant que c soit allouée

Lorsqu'une connexion doit traverser un domaine avant sa destination, elle passe par des interliens entre domaines. La question qui se pose est de savoir comment choisir l'interlien le mieux adapté ? L'interlien/chemin le moins fragmenté n'est pas forcément le lien/chemin idéal. De ce fait, nous supposons que les ressources (c) sont allouées, et nous estimons la qualité du lien à choisir à travers la définition de la qualité de interlien/chemin à travers l'expression suivante :

$$QL = \frac{La(c)}{Lb(c)} \times \sum_{i=1}^n e^{\left(-\frac{1}{sa_i}\right)} \quad (4)$$

où ($Lb(c)$) est le nombre de blocs de slots à ressources disponibles sur le lien/chemin avant l'établissement de la connexion. Et ($La(c)$) est le nombre de blocs de slots à ressources disponibles sur le lien/chemin après l'établissement de la connexion à c slots. sa_i est le nombre de slots de fréquence libre dans le bloc i après que c ne soit alloué.

Parmi plusieurs interliens/chemins qui satisfont la demande de connexion ayant un taux de fragmentation acceptable, le lien/chemin idéal est celui qui aura la QL la plus faible.

Nous exploitons nos différentes propositions de modèles de fragmentation sur les exemples donnés dans les papiers de Chatterjee et *al.*, 2018 [67] et Singh et *al.*, 2018[77], ce qui nous donne les résultats qui suivent :

4.2.4. Calcul du taux de fragmentation et la qualité du lien pour l'allocation de la ressource $c=2$: cas 1

Dans la Figure 34 ci-dessous $b_i = k$ signifie que le bloc de slots libres numéro i contient k slots libres. Sur un lien, les slots sont numérotés de 1 à 10.

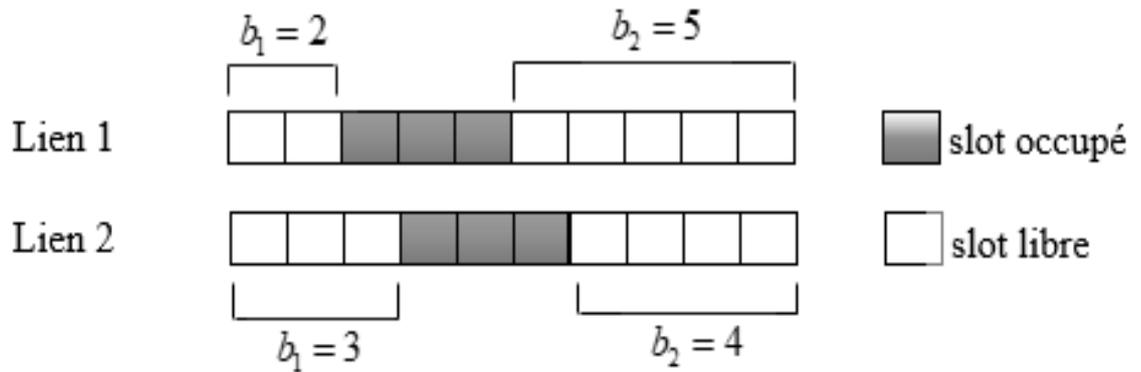


Figure 34 : Slots libres et occupés de deux liens

Tableau 1 : Taux de fragmentation et qualité du lien avec 2 liens

Lien	Taux de fragmentation du lien		Qualité du Lien
	FM : Bijoy et al en 2017 [26]	TF	QL
Lien 1	$e^{-\frac{1}{2}} + e^{-\frac{1}{5}} = 0,7$	$e^{-1} + e^{-\frac{5}{2}} = 0,44$	$\frac{1}{2}e^{-\frac{1}{5}} = 0,81$
Lien 2	$e^{-\frac{1}{3}} + e^{-\frac{1}{4}} = 0,58$	$e^{-\frac{3}{2}} + e^{-\frac{2}{1}} = 0,35$	$\frac{2}{2}\left(e^{-1} + e^{-\frac{1}{4}}\right) = 1,14$

Au constat de ces résultats au niveau du tableau 1 le lien 2 obtient le plus faible taux de fragmentation (TF) et est donc le lien candidat pour allouer la demande de connexion. Cependant, avec QL, le meilleur lien, celui de plus faible taux de fragmentation est le lien 1. En effet, sur le lien 1, le nombre de bloc isolé diminue après établissement de la connexion alors que sur le lien 2 ce n'est pas le cas. De ce fait, nous pouvons dire que l'expression de la QL permet de mieux quantifier le taux de fragmentation contrairement à l'approche proposée par (Singh et *al.*, 2018[77]).

4.2.5. Calcul du taux de fragmentation et la qualité du lien pour l'allocation de la ressource $c=2$: cas 2

Dans la Figure 35 ci-dessous $b_i = k$ signifie que le bloque de slots libres numéro i contient k lots libres. Sur un lien, les slots sont numérotés de 1 à 12.

9.

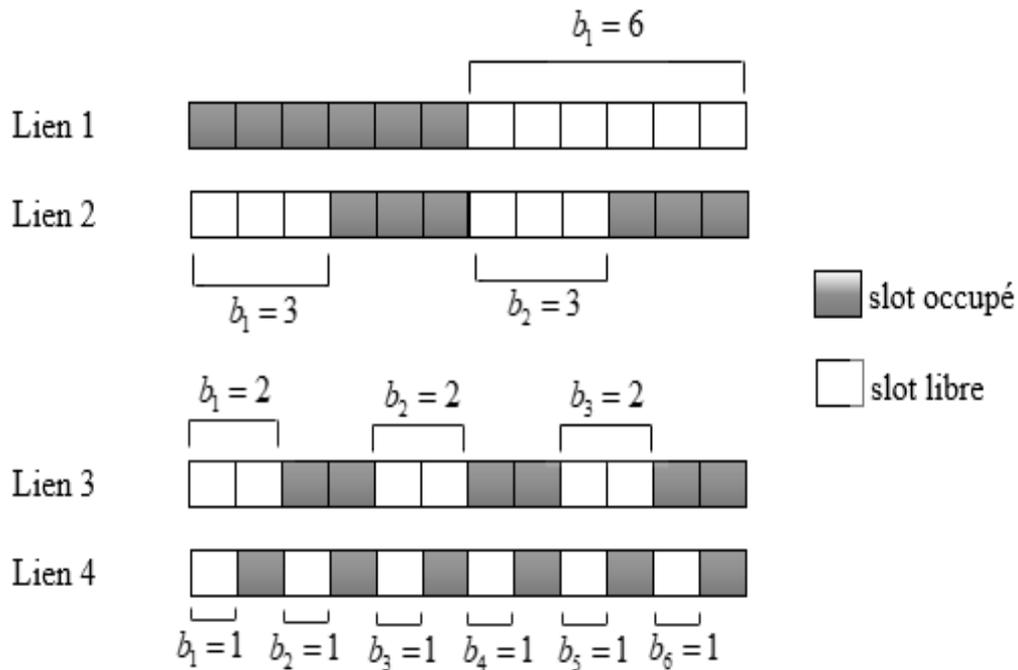


Figure 35: slots libres et occupés de quatre liens

Tableau 2: Taux de fragmentation et qualité du lien avec 4 liens

Lien	Taux de fragmentation du lien		Qualité du lien
	FM : Krishan et al en 2018	TF	QL
Lien 1	$e^{-\frac{1}{6}} = 0,8465$	$e^{-\frac{3}{1}} = 0,04$	$\frac{1}{1}e^{-\frac{1}{4}} = 0,7788$
Lien 2	$2e^{-\frac{1}{3}} = 1,4331$	$2e^{-\frac{3}{2}} = 0,44$	$\frac{2}{2}(e^{-1} + e^{-\frac{1}{3}}) = 1,0844$
Lien 3	$3e^{-\frac{1}{2}} = 1,8196$	$3e^{-1} = 1,10$	$\frac{2}{3}(e^{-\frac{1}{2}} + e^{-\frac{1}{2}}) = 0,8087$
Lien 4	$6e^{-1} = 2,2073$	$6e^{-\frac{1}{2}} = 3,63$	$\frac{6}{6}(6e^{-1}) = 2,2072$

Le tableau 2 présentent les différents de calculs du taux de fragmentation sur chaque lien. Les résultats montrent que le lien 1 est le lien avec le plus faible taux de fragmentation, par conséquent

il est le lien candidat pour allouer la demande de connexion. L'application de la métrique de la qualité du lien nous montre que le lien 1 est le lien de meilleure qualité. Cependant, l'utilisation du lien 2 permettrait de réduire le nombre de blocs de slots isolés dans le réseau.

Pour choisir l'interlien entre deux domaines différents, nous calculons le taux de fragmentation de chaque interlien. Nous classons les interliens à partir de celui ayant le taux de fragmentation le plus faible vers celui qui a le taux de fragmentation le plus élevé. On choisit les liens qui satisfont les exigences de la demande de connexion. Parmi ces liens, on trouve le lien de meilleure qualité. La question qui se pose est de savoir si le lien de plus faible qualité est exactement le meilleur lien ? Pas exactement car au-delà de la valeur de la qualité du lien en termes de fragmentation, il faut voir l'impact sur le nombre de blocs de slots disponibles dans le réseau. Ce qui nous amène à améliorer l'expression (3) en intégrant un paramètre α , qui tend vers 0 lorsque le nombre de blocs de slots diminue après établissement d'une connexion sur un lien, à cette expression comme suit :

$$QL = \alpha \times \frac{La(c)}{Lb(c)} \times \sum_{i=1}^n e^{\left(-\frac{1}{sa_i}\right)} \quad (5)$$

$$\begin{cases} \alpha = 1 & \text{si } La = Lb \\ \alpha \in]0,1[& \text{si } La < Lb \end{cases}$$

4.3. Algorithmes de construction de sous topologies

Dans ce travail, nous nous inspirons de la topologie NSFnet utilisée dans le papier de Zhao et al.,2016b [58] pour notre simulation (Figure 36).

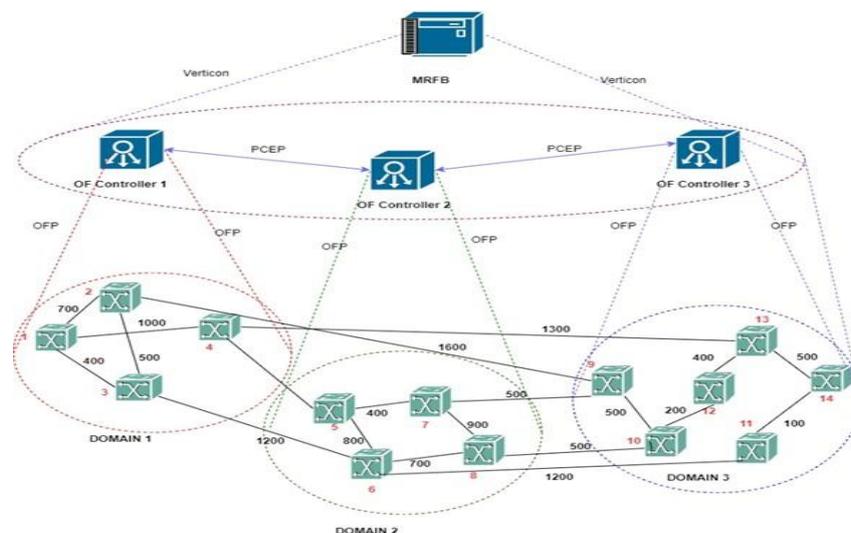
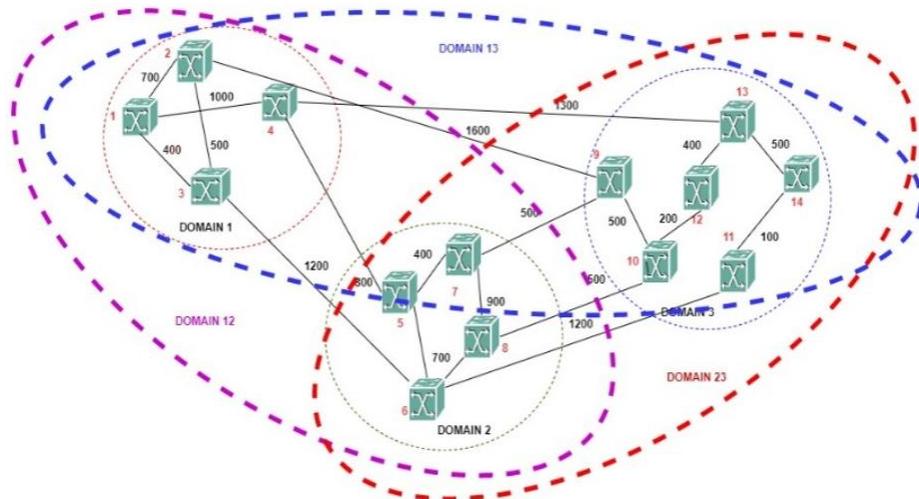


Figure 36: Topologie NSFnet de 3 domaines

37 ci-dessous, nous disposons de trois domaines qui serviront à créer des sous topologies de la topologie globale.



37: Sous topologie de 2 domaines

Les sous topologies dans cette topologie globale sont les topologies formées par les domaines domaine12, domaine13 et domaine23. Dans la construction des sous topologies, entre deux domaines l'interlien de plus faible probabilité de blocage est choisi dans la construction de la sous topologie parmi tous les interliens [58]. Dans notre approche, nous proposons différentes méthodes de sélection des interliens en vue de la construction des sous topologies (topologie inter-domaine). On suppose que le paramètre de sélection des interliens entre domaines pour l'établissement d'une connexion est celui de la probabilité de blocage du lien. Lorsqu'on dispose de plusieurs interliens de même probabilité de blocage, plusieurs choix se présentent à nous, à savoir choisir un interlien

de façon aléatoire ou choisir un interlien qui possède la meilleure qualité en termes de réduction du taux de fragmentation du réseau.

4.3.1. Choix Aléatoire

Ici on suppose que tous les interliens disposent de la même probabilité de blocage. De ce fait, le choix se fait de façon aléatoire, comme dans l'

Algorithme 3 ci-dessous.

Algorithme 3 : choix aléatoire d'interlien (CA-IL)

1. Entrée : Liste des interliens
 2. Sortie : Interlien
 3. Début
 4. Choisir un interlien de façon aléatoire
 5. Enregistrer l'interlien choisi
 6. Fin
-

Algorithme 3: Choix aléatoire d'interlien (CA-IL)

4.3.2. Algorithme de sélection du meilleur interlien

Sur chaque interlien de la liste des interliens, on calcule le taux de fragmentation à l'aide des expressions (5). L'interlien de plus faible taux de fragmentation est sélectionné.

Algorithme 4 : sélection interlien basé sur le taux de fragmentation (CIL-TFM)

1. Entrée : Liste des interliens
 2. Sortie : interlien de meilleur taux de fragmentation
 3. Début
- Pour chaque interlien
4. Calculer le taux de fragmentation avec (3)
 5. Enregistrer le taux de fragmentation

- 6 Fin pour
 7. Sélectionner l'interlien au taux de fragmentation minimum
 8. Fin
-

Algorithme 4: Sélection interlien basé sur le taux de fragmentation (CIL-TFM)

L'interlien de plus faible taux de fragmentation peut ne pas être celui de meilleure qualité en termes de réduction du taux de fragmentation du réseau. De ce fait, nous définissons l'Algorithme 5 qui permet de déterminer l'interlien de meilleure qualité.

Algorithme 5 : sélection interlien basé sur la qualité de l'interlien (SI-QI)

1. Entrée : Liste des interliens
 2. Sortie : lien de meilleur qualité
 3. Début
 4. Pour chaque interlien
 5. Calculer la qualité de l'interlien avec (4)
 6. Sélectionner l'interlien qui a la plus petite valeur
 7. Fin pour
 8. Fin
-

Algorithme 5: sélection interlien basé sur la qualité de l'interlien

4.3.3. Algorithme de l'interlien qui consomme moins d'énergie entre deux domaines

Les composants du réseau, tel que les différents nœuds, les contrôleurs consomment de l'énergie considérable pendant leurs activités dans les réseaux optiques élastiques. Face à ce constat, Liu *et al.*, 2019 [96] proposent un modèle de calcul de consommation de l'énergie dans les réseaux optiques élastiques en associant l'énergie consommée au niveau du transpondeur optique, du

commutateur optique et de l'amplificateur optique. à partir du papier de Monroy et *al.*,2011 [127], nous définissons les expressions ci-dessous.

4.3.3.1. Puissance consommée par le transpondeur

La consommation d'énergie au niveau du transpondeur se calcule selon la formule mathématique suivante :

$$P_{trans} = (N_{FS} - N_{GB}) \times P_{subc} \quad (5)$$

où N_{FS} est le nombre de slots de fréquence requis pour qu'une nouvelle connexion soit modulée et N_{GB} représente la bande de garde.

$$N_{FS}(c_r) = \left\lceil \frac{BW(c_r)}{M(c_r) \times w_{slot}} \right\rceil + N_{GB} \quad (6)$$

Où $BW(c_r)$ représente le débit de la connexion c_r , $M(c_r)$ est le format de modulation correspondant à la connexion, et w_{slot} est la capacité d'un slot de fréquence (12.5 GHz ou 6.25 GHz). La consommation d'énergie d'un système optique cohérent de multiplexage par répartition en fréquence orthogonale (CO-OFDM), P_{subc} , lors de la transmission d'une sous-porteuse (*subc*) est définie selon le tableau 3 ci-dessous.

Tableau 3: taux de transmission selon le type de modulation

Modulation formats	Capacity of one subcarrier (Gb/s)	Power Consumption of CO-OFDM Transponder (W)
BPSK	12.5	112.374
QPSK	25	133.416
8QAM	37.5	154.457
16QAM	50	175.498
32QAM	62.5	196.539
64QAM	75	217.581

4.3.3.2. Puissance consommée du commutateur optique

La puissance consommée par un commutateur optique à largeur de bande variable dépend du nombre de liens optiques adjacents au commutateur et des commutateurs sélectifs d'ajout et de suppression qui y sont intégrés. Elle est définie par l'expression suivante :

$$P_{oxc} = N \times 85 + \beta \times 100 + 150 \quad (7)$$

où N est le nombre de fibres connectées au nœud. β est le nombre de commutateurs sélectifs d'ajout et de suppression du nœud.

4.3.3.3. Puissance consommée par un amplificateur optique

Dans une direction donnée, sur un lien optique, un amplificateur optique est placé à distance (d_{Amp}) régulier de 80 ou 100 km. Le nombre d'amplificateur optique nécessaire sur un lien optique dépend de la longueur du lien (L_{Fiber}), de la puissance consommée par un amplificateur (PC_{In-Amp}), la puissance de pré-amplification ($PC_{pre-Amp}$) et de post-amplification ($PC_{post-Amp}$). L'énergie consommé au niveau de l'amplificateur optique :

$$P_{edfa} = \left\lfloor \frac{L_{Fiber}}{d_{Amp}} \right\rfloor \times PC_{In-Amp} + PC_{pre-Amp} + PC_{post-Amp} \quad (8)$$

Selon [29], à l'arrivée de toute demande de connexion, les durées de maintien de chaque demande de connexion sur le lien optique sont connues. De ce fait, il est possible de connaître la durée de vie d'une route optique qui est fonction de la durée la plus élevée de toutes les demandes de connexions. De ce constat, nous estimons que plus la demande de connexion de temps maximale dure, plus le lien optique consomme de l'énergie. De ce fait, nous proposons le modèle de calcul de consommation de l'énergie sur un lien optique :

$$P_{link} = (P_{tran} + P_{oxc} + P_{edfa}) \times T \quad (9)$$

où T est le temps maximal de maintien d'une connexion sur le lien optique.

Cependant, l'énergie consommée par un lien ne dépend pas seulement de la durée maximale d'une connexion sur le lien mais aussi du nombre de connexions qui utilisent le lien. Considérant la proposition du modèle de calcul de l'énergie consommée par un chemin optique de [28] et [30], le poids d'un lien optique est un facteur clé dans les problèmes de routage et d'allocation. La décision du routage et de l'allocation de ressources sur le lien optique est basée sur le poids du lien. En effet, lorsqu'une demande de connexion arrive, le poids approprié du lien est basé sur l'état des ressources du lien. Le facteur du poids du lien optique α en un instant t peut s'obtenir par le rapport du nombre de slots de fréquence n disponible à cet instant sur le nombre total de slots N de fréquence (disponible ou non) tout le long du lien optique.

$$\alpha^{(t)} = \frac{n^{(t)}}{N} \quad (10)$$

Etant donné que sur tout le long d'un lien optique en travail en un temps, il peut avoir différente connexion avec des durées d'exécution différentes. La durée d'utilisation du lien peut être déterminée par l'expression suivante :

$$T = \text{Max}\{t_i: 1 \leq i \leq k\} \quad (11)$$

où k est le nombre total de connexion sur le lien et t_i le temps mis par une connexion i sur le lien.

A partir des expressions précédentes, nous proposons le modèle ci-dessous pour le calcul de la consommation de l'énergie sur un lien optique à un instant t quelconque :

$$P_l^{(t_1)} = (P_{trans} + P_{oxc} + P_{edfa}) \times \text{Cost}_l^{(t_1)} \quad (12)$$

Où le coût du lien est défini par l'équation 13

$$\text{Cost}_l^{(t_1)} = \alpha^{(t_1)} \times \left(1 - \frac{\Delta t^{(t_1)}}{T}\right) \quad (13)$$

et t_1 est un instant quelconque différent de l'instant auquel la connexion a été établie, noté

$$t_0 \text{ et } \Delta t^{(t_1)} = t_1 - t_0 \text{ où } t_1 > t_0 \quad (14)$$

L'équation (14) représente la durée d'exécution de la connexion et T est la durée maximale de la connexion sur le lien l .

Pour un chemin p donné, la puissance consommée sera définie par l'expression ci-dessous :

$$P^{(t)}(p) = \sum_{l \in p} P_l^{(t)} \quad (15)$$

Algorithme 6 ci-dessous permet de sélectionner parmi plusieurs interliens celui qui consomme le moins d'énergie.

Algorithme 6 : sélection interlien qui minimise la consommation de l'énergie (CIL-CEM)

1. Entrée : Liste des interliens
2. Sortie : interlien d'énergie minimum
3. Début
4. Pour chaque interlien
5. Calculer la consommation de l'énergie avec (12)

6. Sélectionner l'interlien qui a la plus petite consommation d'énergie
 7. Fin pour
 8. Fin
-

Algorithme 6: sélection interlien qui minimise la consommation de l'énergie (CIL-CEM)

4.4. Algorithme de construction de la sous topologie basée sur deux domaines

L'Algorithme 7 ci-dessous nous permet de déterminer des sous topologies à partir des topologies de différents domaines de la topologie globale.

L'algorithme de construction des sous topologies des inter-domaines est défini comme suit :

Algorithme 7 : construction sous topologie basée sur deux domaines

1. Entrée : Topologie G , $D = \{d_1, d_2, d_3\}$, source, destination
2. Sortie : topologie inter-domaine
3. Début
4. SI (les nœuds sources et destination appartiennent à des domaines différents) ALORS
5. Déterminer l'interlien entre le domaine source et domaines destination à partir des algorithmes 1, 2, 3 ou 4
6. Supprimer dans G tous les liens différents des liens des domaines source, destination et de l'interlien sélectionné pour donner la sous topologie.

FINSI

Algorithme 7: construction sous topologie basée sur deux domaines

4.5. Algorithme de routage et d'allocation de ressources multi-domaines

L'algorithme proposé à la Figure 38 est basé sur celui de [58]. Dans le processus de routage et d'allocation de ressources, on suppose que les requêtes peuvent nécessiter des demandes de services différents. De ce fait, les demandes de services sont regroupées en deux classes selon

les caractéristiques de la requête. Lorsqu'une demande de connexion arrive dans le réseau, si elle nécessite un routage inter-domaine, alors elle est classifiée selon ces caractéristiques en termes de qualité de transmission. Ensuite, dans le processus de mise à jour de la topologie inter-domaine, l'interlien idéal est déterminé selon les critères définis par les algorithmes 1, 2, 3 ou 4. Lorsque l'interlien est déterminé, nous utilisons l'Algorithme 7 pour la mise en place de la topologie inter-domaine spécifique à l'interlien choisi.

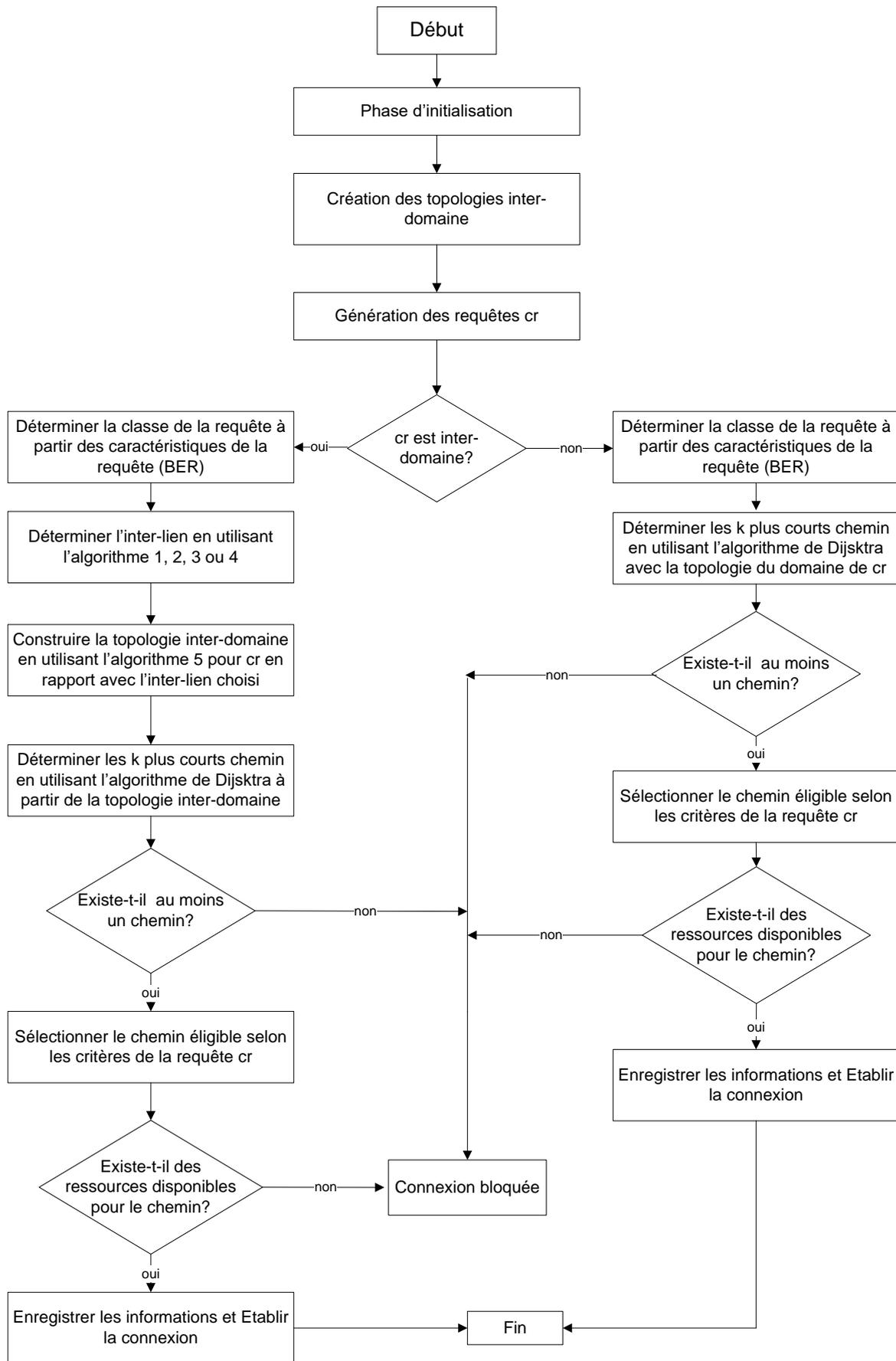


Figure 38: Organigramme du routage multi-domaines proposé

Sur la base de cette nouvelle topologie, l'algorithme de k plus courts chemin basé sur l'algorithme de Dijkstra est utilisé pour déterminer les chemins possibles. Dans le cas où le routage se fait au niveau du domaine local, l'algorithme de k plus courts chemins est exécuté à partir de la topologie locale. S'il existe un chemin qui respecte les critères de la requête, en termes de qualité de transmission ou d'énergie, qui dispose de ressources alors la connexion est établie avec succès sinon la connexion est bloquée.

4.6. Simulation et Discussion

Dans cette section, nous avons procédé à la simulation de notre contribution. Pour notre simulation nous utilisons un PC corei7 avec 16Go de RAM et du langage de programmation Java. Les connexions sont générées de façon aléatoire et traitées de façon séquentielle. Nous avons supposé qu'un lien optique contient 100 slots de fréquence de 12,5 GHz et les débits des connexions sont générés de façon aléatoire entre 40 et 100 Gb/s.

La topologie utilisée pour les simulations est celle de la **Erreur ! Source du renvoi introuvable.** Les différents résultats obtenus avec CA-IL, CIL-TFM et CIL-CEM ont été comparés à celui de MD-STG-RSA, car nos méthodes ont été basées sur cette contribution.

Nous observons au niveau de la Figure 39 que, quel que soit la méthode utilisée, la probabilité de blocage croît avec le nombre de demande de connexion. Cependant, au moins une de nos méthodes offre une faible probabilité de blocage par rapport à celle de la MD-STG-RSA. En pratique pour un nombre de demande de connexion, nous testons successivement nos trois méthodes et retenir celle qui permet d'obtenir la plus petite probabilité de blocage.

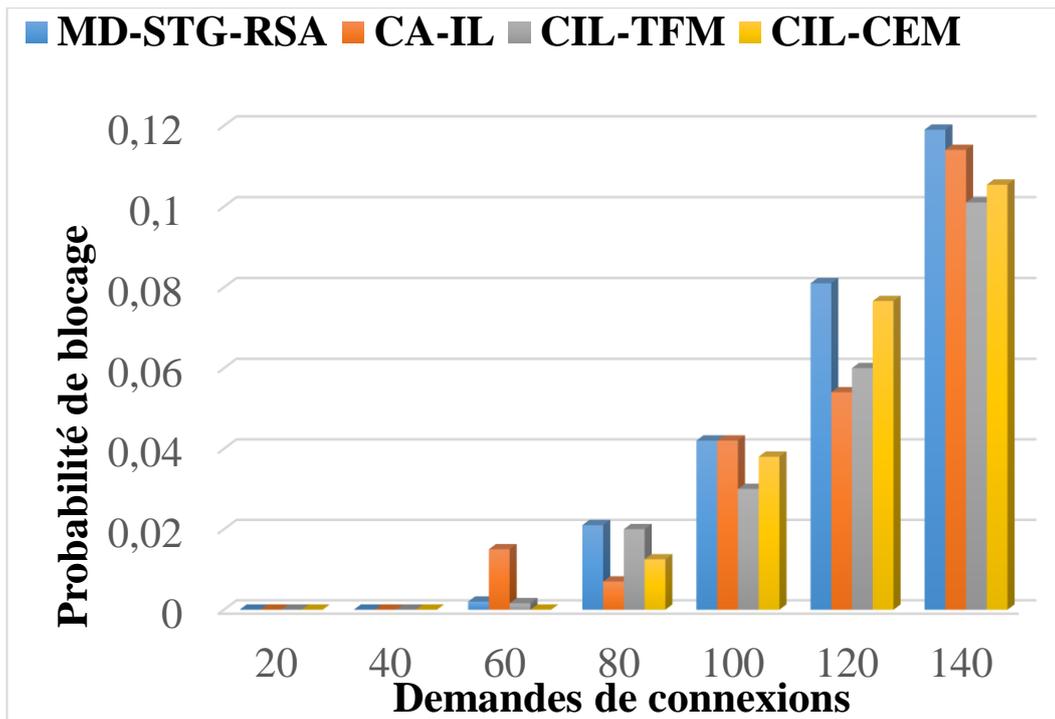


Figure 39: probabilité de blocage

Nous observons au niveau la Figure 40 que les résultats obtenus avec CA-IL, CIL-TFM et CIL-CEM consomment plus d'énergie contrairement à l'approche de MD-STG-RSA. En effet, l'approche MD-STG-RSA tient compte de trois éléments dans la détermination de la consommation de l'énergie à savoir les nœuds, la longueur du chemin et l'amplificateur. Cependant nous estimons que ces trois éléments ne sont pas suffisants dans la détermination de l'énergie pendant la transmission d'une connexion de la source à la destination. Alors nous déterminons la consommation énergétique en tenant compte de cinq éléments, à savoir le transpondeur, les commutateurs, les ressources spectrales approprié pour établir la connexion et le temps de maintien d'une connexion sur le chemin. Le fait de tenir compte de tous les éléments intervenant lors de la transmission de connexion de la source à la destination dans la consommation énergétique, permet à nos approches d'offrir des consommations énergétique considérablement élevée par rapport à celle de la littérature.

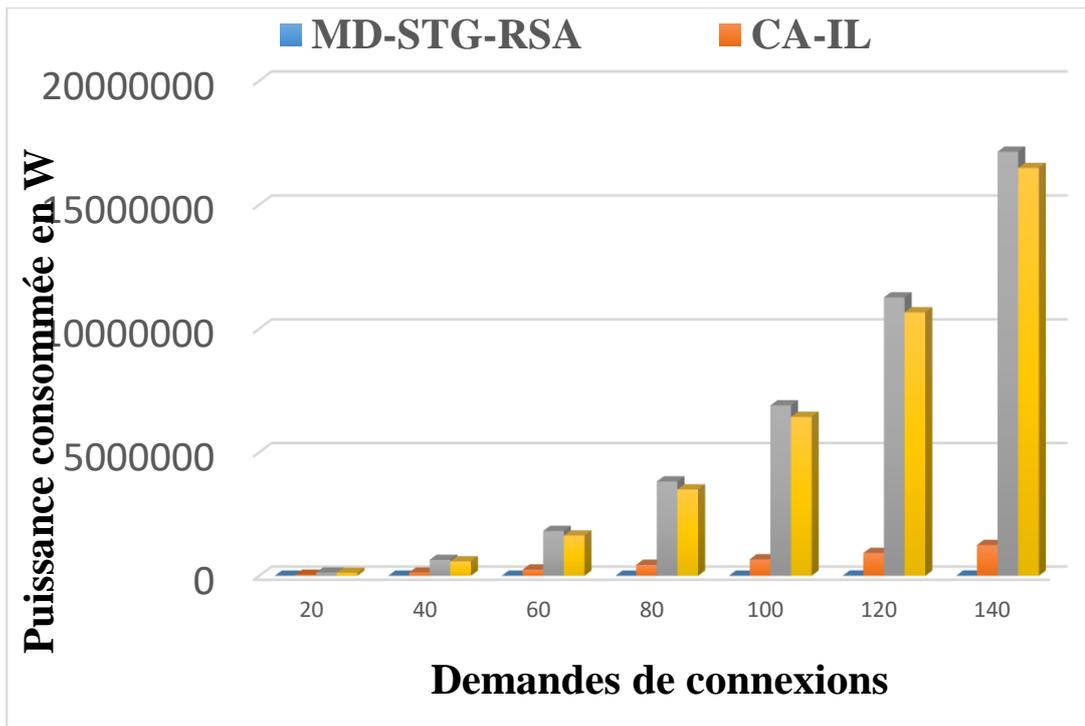


Figure 40: Puissance consommée

La Figure 41 ci-dessous montre que les résultats obtenus avec CA-IL, CIL-TFM et CIL-CEM consomment moins de ressources que celle de MD-STG-RSA. En effet, cela est dû au fait que le nombre de ressources utilisées pour établir une connexion est le nombre approprié qui tient compte des caractéristiques de la connexion.

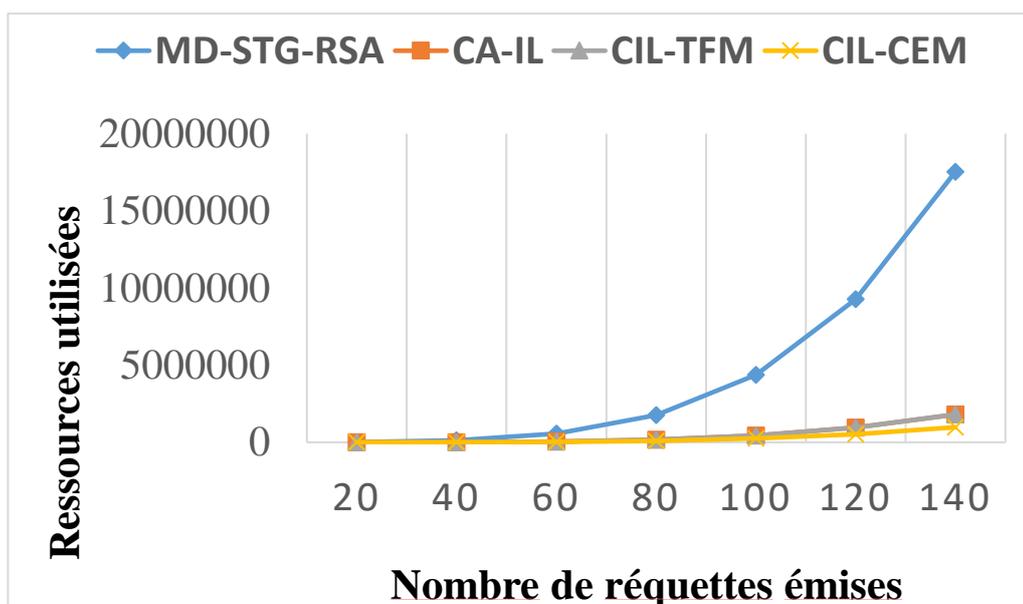


Figure 41: Ressources utilisées

4.7. Conclusion partielle

Dans ce chapitre nous avons proposé une nouvelle approche de routage multi-domaine en vue d'optimiser le routage dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines. Nous avons défini une nouvelle expression permettant de mieux caractériser le taux de fragmentation dans le réseau. Ensuite, nous avons proposé différentes approches de routage afin d'optimiser le routage multi-domaine en définissant un algorithme permettant de construire des sous topologies à partir des topologies des différents domaines existants. Cependant, notre solution permet une consommation énergétique élevée et le routage inter-domaines se fait seulement entre deux domaines. Également, dans cette contribution nous n'avons pas tenu compte du délai de transmission de bout en bout.

Dans le chapitre suivant, nous intégrons un modèle de gestion du délai de bout en bout, en tenant compte de plusieurs domaines. Dans le but d'obtenir une optimisation complète du routage inter-domaines en plus des paramètres déjà utilisés.

CHAPITRE 5 : Le routage et l'allocation des ressources basé sur le délai de transmission de bout en bout

5.1. Introduction

Dans un pays, plusieurs opérateurs de télécommunications coexistent et représentent des entités (domaines) réseaux indépendantes et autonomes. L'ensemble de ces entités autonomes où chaque entité (domaine) est généralement administrée et gérée par un seul opérateur de réseau constitue, le réseau public Internet. Il existe une variété de fournisseurs de services dans un tel réseau multi-domaines à grande échelle, où différentes stratégies de gestion et de politiques opérationnelles sont appliquées dans chaque domaine du réseau [8, 9]. Dans l'optique de faciliter la gestion de leurs réseaux, certaines entreprises segmentent les réseaux en domaines autonomes interconnectés. L'association des SDN et des réseaux optiques basée sur cette organisation des réseaux, permet de créer des architectures de réseaux optiques définis par logiciel.

Dans ce chapitre, nous nous intéressons au problème de gestion du délai de transmission de bout en bout dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel. L'objectif de notre étude est d'optimiser le routage et l'allocation de ressources en tenant compte de la gestion du délai de transmission.

5.2. Spécification de problème

Lorsqu'une demande de connexion arrive dans un réseau optique élastique multi-domaine définis par logiciel, il est important de garantir la qualité de service de bout en bout en tenant compte du délai de transmission. En effet, la majorité des études concernant le routage et allocation des ressources dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines ne tiennent pas compte du délai de propagation dans le choix des chemins optiques inter-domaine, ce qui peut prolonger le délai de bout en bout d'un service réseau et cette situation peut affecter la qualité de service d'un utilisateur. Il est donc primordial que le critère de délai soit pris en compte pour satisfaire la qualité de service dans le réseau. Cependant, lorsqu'il existe une connexion inter-domaine qui doit traverser plusieurs domaines pour atteindre sa destination, la question est de savoir comment optimiser le choix du chemin optique en tenant compte du délai de transmission de bout en bout pour les services réseau sensibles aux retards.

5.3. Modèle du système multi-domaines

Soit un réseau optique élastique multi-domaine défini par logiciel représenté par le graphe $G = (D, I, C_e, C_p)$, où $D = \{d_1, d_2, \dots, d_n\}$ est l'ensemble de domaines, $I = \{I_1, I_2, \dots, I_m\}$ est l'ensemble d'interliens, $C_e = \{c_{e1}, c_{e2}, \dots, c_{ex}\}$ est l'ensemble de contrôleurs enfant chargé de la gestion du routage intra-domaine, $C_p = \{c_{p1}, c_{p2}, \dots, c_{pn}\}$ est l'ensemble des contrôleurs parent qui gèrent le routage inter-domaines. Ce type de contrôleur a une vue globale sur l'ensemble du réseau.

5.4. Description de la collaboration hiérarchique entre contrôleurs lors de la transmission multi-domaines

Dans une architecture hiérarchique de contrôleurs, le contrôleur global a une vue des chemins inter-domaine du réseau et les contrôleurs enfants ont une vue des chemins intra-domaine. Lors du routage inter-domaine, après avoir déterminé le meilleur chemin en fonction des exigences du flux en matière de performance et de coût, le contrôleur global sélectionne les contrôleurs enfants qui gèrent les domaines traversés par le chemin sélectionné et les informe des règles de routage et de l'allocation de ressources[128]. En effet, le contrôleur enfant source reçoit du commutateur source l'information d'une demande de connexion dans le domaine qu'il gère, et en un temps de traitement de la connexion détermine si la connexion est intra-domaine ou inter-domaine. Dans le cas d'une demande de connexion inter-domaine, le contrôleur enfant source transmettra l'information au contrôleur global, qui en une période, sera chargé du calcul du temps de traitement de la connexion et de la détermination du meilleur chemin du domaine source au domaine destination. La **Erreur ! Source du renvoi introuvable.** montre la c

ollaboration inter-domaines.

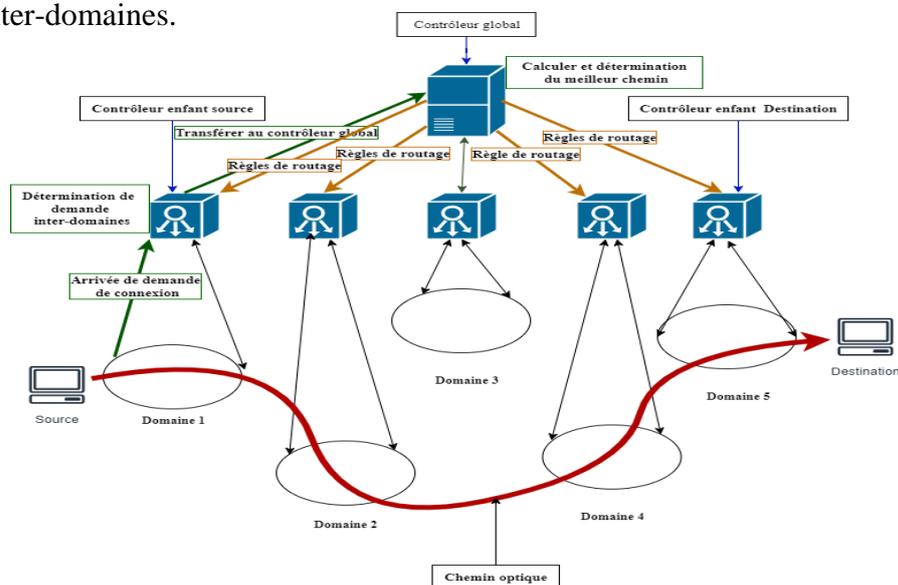


Figure 42: Collaboration entre domaines

5.5. Métriques de calcul de délai de transmission inter-domaines

L'architecture des réseaux optiques élastiques multi-domaine définis par logiciel se compose de trois niveaux, à savoir le plan de données ou infrastructures (commutateurs ou routeurs), le plan de contrôle (contrôleurs) et le plan d'applications (application ou services qui transitent sur le plan de données et contrôlé par le plan de contrôle)[51]. Au niveau du plan de contrôle, pendant le traitement des requêtes, les contrôleurs génèrent un temps de traitement, aussi un temps de synchronisation entre contrôleurs qui peuvent être longs [129] [47], [130]. Concernant le plan de données, pendant le transfert de données d'un point A à un point B, nous pouvons constater des temps de latence élevée [131], [132]. De ce fait, nous pouvons dire que la détermination de délai de transmission lors de la transmission de services entre deux domaines dans les réseaux SDON tient compte du temps au niveau des plans de contrôle (T_c) et de données (T_d). Ce qui donne l'équation (16) :

$$T = T_c + T_d \quad (16)$$

5.5.1. Calcul du délai au niveau du plan de données

Le calcul du délai de transmission au niveau du plan de données tient compte de plusieurs paramètres [10]. À savoir $long(p)$, la longueur du chemin optique p , le délai de propagation du signal le long du chemin optique T_{prop} , le nombre d'amplificateurs N_{amp} , T_{amp} le délai de transmission des amplificateurs, le nombre de commutateurs optiques le long du chemin ($|p| + 1$), le délai de transmission des commutateurs T_{com} et le délai lié aux nœuds terminaux sur le chemin optique. L'équation (17) définit le délai au niveau du chemin optique p .

$$T_p = (long(p) \times T_{prop}) + (N_{amp} \times T_{amp}) + ((|p| + 1) \times T_{com}) \quad (17)$$

Au niveau d'une route optique, T_n la latence des nœuds terminaux, de modules FEC et des transpondeurs sont aussi impliqués. Le module FEC est utilisé pour détecter et corriger les erreurs de transmission dues au bruit et à d'autres perturbations présentes lors de la transmission. Le délai de transmission au niveau des nœuds (n) terminaux est défini par l'équation (18).

$$T_n = 2 \times (T_{tranp} + T_{fec}) \quad (18)$$

A partir des équations (17) et (18) nous définissons le délai de transmission d'un chemin optique au niveau du plan de données par l'équation (19).

$$T_d = T_n + T_p \quad (19)$$

5.5.2. Délai de transmission au niveau du plan de contrôle

L'architecture du réseau est hiérarchique. Les communications sont bidirectionnelles d'une part entre le contrôleur enfant et le contrôleur père, et d'autre part d'un contrôleur source vers un contrôleur destination. Aussi selon les auteurs de [133], le délai de traitement au niveau de chaque contrôleur est défini à l'équation (20).

$$T_{rep}(t) = \frac{1}{\alpha_{cj} - L_{cj}(t)} \quad (20)$$

où α_{cj} est la charge maximum du contrôleur qui est caractérisé par le nombre de demandes de connexion qu'il peut traiter en une unité de temps, $\alpha_{cj} = \{\alpha_{c1}, \alpha_{c2}, \dots, \alpha_{cn}\}$ estimé à un seuil de 12000 flux par seconde[133].

$L_{cj}(t)$ est la charge traitée par le contrôleur en un instant t donné qui provient de la charge $l_i(t)$ générée par un commutateur en un instant donné. Par conséquent, la charge du contrôleur en un instant donnée est définie par l'équation (21).

$$L_{cj}(t) = \sum_{i=1}^{|S_{cj}|} l_i(t) \quad (21)$$

où S_{cj} est le nombre de commutateurs gérés par un contrôleur.

Il faut savoir qu'un commutateur peut générer entre 1000 et 5000 flux par seconde en un instant donné[134].

Lors de la transmission de données dans un réseau optique élastique multi-domaine défini par logiciel, le nœud source qui se trouve au niveau du domaine source est géré par le contrôleur enfant source, le nœud destination quant à lui se trouve au niveau du domaine destination géré par le contrôleur enfant destination et enfin les contrôleurs sources et destination sont tous deux gérés par le contrôleur père. Etant donné que lors du routage inter-domaines, les contrôleurs qui engendrent des temps de traitement sont le contrôleur enfant source cs et le contrôleur global cg , nous proposons l'équation (22) qui permet de déterminer le délai de transmission au niveau du plan de contrôle.

$$T_c = \frac{1}{\alpha_{cs} - L_{cs}(t)} + \frac{1}{\alpha_{cg} - L_{cg}(t)} \quad (22)$$

5.7. Algorithme de sélection de chemin inter-domaines ayant le plus faible délai de transmission

Notre approche qui sélectionne l'interlien de faible délai entre domaines adjacents, du domaine source au domaine destination, pourrait accroître la probabilité de blocage du fait que l'interlien sélectionné pourrait ne pas disposer de ressources à affecter à la connexion.

Par conséquent, nous proposons de prendre en compte tous les chemins possibles entre le domaine source et le domaine destination et de sélectionner le chemin qui a le meilleur coût.

Nous déterminons le coût du chemin en tenant compte de la consommation de l'énergie, du délai et de la fragmentation. L'équation (23) permet de déterminer le coût du chemin.

$$cout(p) = \frac{energ(p)}{seuil_{energ}} + \frac{T}{seuil_{delai}} + cout_{frag} \quad (23)$$

L'énergie calculée pour un chemin p , $energ(p)$ se détermine selon le modèle proposé par Victoire et al. 2022[50] et le seuil $seuil_{energ}$ est fonction de la longueur de transmission et du format de modulation, comme présenté dans le Tableau 4.

Tableau 4: Seuil énergétique

Modulation formats	$seuil_{energ}$ (W)
BPSK	112.374
QPSK	133.416
8QAM	154.457
16QAM	175.498
32QAM	196.539
64QAM	217.581

10.

Le cout de la fragmentation se détermine selon le modèle proposé par les auteurs de [50]. Selon Poletti et al., 2013[135] la lumière se propage à 31% moins rapidement dans la fibre que dans le vide, de ce fait, le seuil du délai est défini par l'équation (25).

$$seuil_{delai} = \frac{L}{0,31 \times c} \quad (25)$$

où L est la longueur de la fibre et c , est la vitesse de propagation de lumière dans le vide.

5.8. Construction de la sous topologie

L'intérêt d'une sous topologie est que la taille du réseau est réduite et cela favorise un temps d'établissement de connexion très court par rapport à la topologie globale.

L'Algorithme 8 décrit la construction de la sous topologie qui sélectionne l'interlien entre deux domaines adjacents. En effet, lorsque les nœuds source et destination d'une demande de connexion appartiennent à des domaines différents, nous déterminons les k plus courts chemin en termes de nombre de saut à partir de la matrice des domaines. À la suite, si un chemin est trouvé nous déterminons les domaines concernés par ce chemin. Nous calculons le délai sur chaque interlien se trouvant entre chaque domaine adjacent du chemin trouvé, et nous sélectionnons l'interlien qui a le plus faible délai. Nous mettons à jour la sous topologie avec les interliens sélectionnés entre domaines adjacents, ainsi la topologie de chaque domaine du chemin.

	Algorithme 8 : Construction de sous topologie avec l'interlien de faible délai (SS-IL)
1	Entrée : Topologie des domaines ($TD = \{D_1, D_2, D_3, \dots, D_n\}$), Domaine Source, Domaine Destination, Matrice de Distances, Matrice de Domaine
2	Sortie : Sous topologie entre DomaineSource et DomaineDestination
3	Début
4	Déterminer les k plus courts chemins entre les domaines sources et destination à partir de la MatriceDomaine
5	SI un chemin est trouvé ALORS
6	POUR chaque domaine i du chemin FAIRE
7	POUR chaque nœud k du domaine i FAIRE
8	POUR chaque nœud h du domaine i+1 FAIRE
9	SI MatriceDistance [k, h]≠0 ALORS
10	Si delai(k,h) <= délaiMin
11	delaiMin := delai(k,h)
12	iMin := k et i+1Min :=h
13	FinSI
14	FSI
15	FINPOUR
16	FINPOUR
17	Mettre à jour la sous topologie avec l'interlien (iMin, i+1Min) et la topologie du domaine i
18	FINPOUR
19	FINSI
20	FIN

Algorithme 8: Construction de sous topologie avec l'interlien de faible délai (SS-IL)

L'inconvénient en construisant la sous topologie avec les interliens de faible délai de transmission est que ces liens peuvent ne pas avoir de ressources suffisantes pour établir une connexion. C'est

dans ce contexte que nous proposons un deuxième algorithme en tenant compte de tous les interliens. Dans l'algorithme 9, nous déterminons les k plus courts chemins à partir de la matrice des domaines, du domaine source au domaine destination. Si un chemin est trouvé, nous déterminons les domaines adjacents concernés par ce chemin qui forme la nouvelle sous topologie et mettons à jour la sous topologie avec la topologie trouvée.

Algorithm 9 : Construction de sous topologie avec tous les interliens (SS-TIL)
1 Entrée : Topologie des domaines ($TD = \{D_1, D_2, D_3, \dots, D_n\}$), Domaine Source, Domaine Destination, MatriceDistance, MatriceDomaine
2 Sortie : Sous topologie entre DomaineSource et DomaineDestination
3 Début
4 Déterminer les k plus courts chemins entre les domaine sources et destination à partir de la MatriceDomaine
5 SI un chemin est trouvé ALORS
6 SI la taille du chemin = nombre de domaine ALORS
7 Sous topologie reçoit topologie globale (matrice de distance)
8 SINON
9 POUR chaque domaine i du chemin FAIRE
11 POUR chaque nœud k de domaine i FAIRE
12 POUR chaque nœud h de domaine i+1 FAIRE
13 SI MatriceDistance [k, h]≠0 ALORS
14 Mettre à jour la sous topologie avec la topologie du domaine i et
de l'interlien (k,h)
15 FSI
16 FPOUR
17 FINPOUR
18 FINSI
19 FIN

Algorithm 9: Construction de sous topologie avec tous les interliens (SS-TIL)

5.8.1. Complexité des algorithmes

Dans cette étude, nous considérons $n = |D|$ comme étant le nombre de domaines, $m = |N|$ le nombre de nœuds dans un domaine i , k le nombre de nœuds dans le domaines $i + 1$. $T(n)$ représente le nombre d'opérations élémentaires (temps de fonctionnement de l'algorithme). Le calcul de la complexité de l'algorithme 1 donne :

$$T_1(n) = o(n^2) + o(1) + o(n) + o(m) + o(k) + o(1) + o(1)$$

$$T_1(n) = o(n^2) + o(m) + o(k)$$

Le calcul de la complexité de l'algorithme 2 donne :

$$T_2(n) = o(n^2) + o(1) + o(1) + o(n) + o(m) + o(k) + o(1) + o(1)$$

$$T_2(n) = o(n^2) + o(m) + o(k)$$

Nous remarquons que ces deux algorithmes ont la même complexité en termes d'opérations élémentaires de base à exécuter.

5.8.2. Exemple de sous topologie

Supposons qu'on dispose d'une topologie réseau constituée de plusieurs domaines comme indiqué sur la figure 44 ?

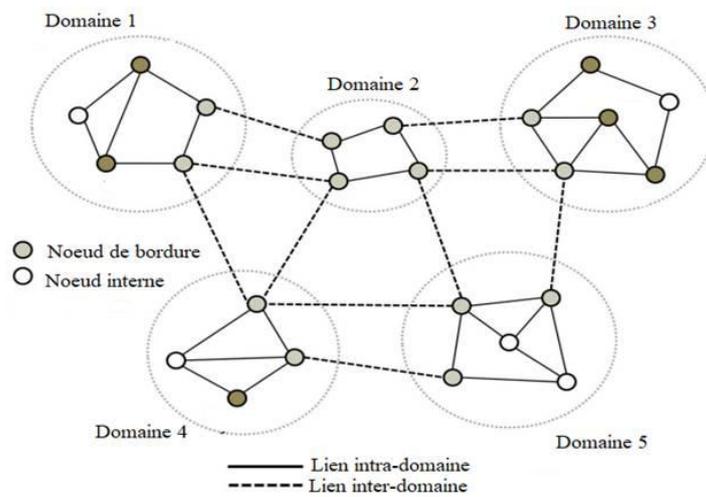


Figure 43: Topologie multi-domaines

Supposons qu'on décide d'établir une connexion ayant pour domaine source « Domaine 1 » et « Domaine 3 » comme domaine de destination.

La figure 45 présente une sous topologie construite en tenant compte d'un seul interlien entre les domaines adjacents.

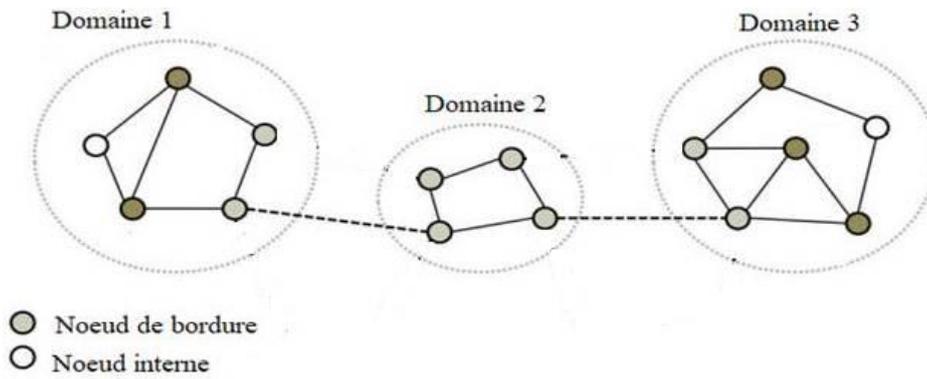


Figure 44: sous topologie avec un seul interlien entre domaines adjacents

La figure 46 présente une sous topologie construite en tenant compte de tous les interliens entre les domaines adjacents.

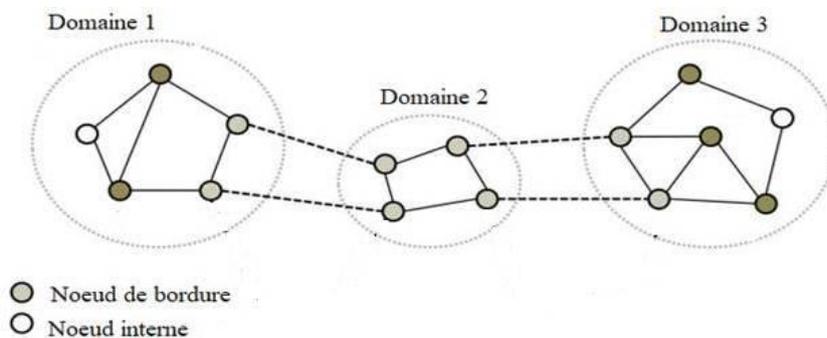


Figure 45: sous topologie avec tous les interliens entre domaines adjacents

5.9. Algorithme de routage et d'allocations multi-domaines

Lorsqu'une demande de connexion arrive dans le réseau optique élastique multi-domaines définis par logiciel, nous pouvons avoir soit un routage intra-domaine soit un routage inter-domaine.

Nous proposons deux approches :

- La sélection du chemin qui a le meilleur coût (RSA-C) définis en routage inter-domaine au niveau d'algorithme 10 et algorithme intra-domaine au niveau de l'algorithme 11 ;
- La sélection du chemin de plus faible coût en minimisant la fragmentation des ressources (RSA-CF), défini en routage inter-domaine au niveau d'algorithme 12 et algorithme intra-domaine au niveau de l'algorithme 13.

5.9.1. Algorithme de sélection du chemin de meilleur coût (RSA-C)

Lorsqu'il s'agit d'une demande intra-domaine, nous déterminons les k plus court chemins. Si un chemin est trouvé alors nous déterminons les ressources pour chaque chemin. Si des ressources sont trouvées, nous déterminons le coût du chemin avec l'équation (6) et sélectionnons le chemin qui a le plus faible coût pour faire le routage et l'allocation de ressources.

Mais s'il s'agit d'une demande inter-domaines, nous construisons la sous topologie avec l'algorithme 9. Ensuite, nous déterminons les k plus courts chemins. Si un chemin est trouvé et que ce chemin a des ressources disponibles, nous calculons le coût du chemin avec l'équation (6) et les enregistrons. Nous sélectionnons le chemin qui a le plus faible coût et des ressources disponible pour faire le routage et l'allocation de ressources inter-domaines.

Algorithme 10 : RSA INTER-DOMAINES (RSA-C)

1. **Entrée** : Topologie G , $D = \{ d_1, d_2, \dots, d_n \}$, source, destination
 2. **Sortie** : Meilleur chemin
 3. **Début**
 5. Initialiser les paramètres
 6. Générer la demande de connexion dc
 7. **SI** dc est une demande inter-domaines **ALORS**
 8. Construire la sous topologie avec l'algorithme 9
 9. Déterminer les k plus courts chemins
 10. **SI** un chemin trouvé **ALORS**
 11. **POUR** chaque chemin **FAIRE**
 12. Déterminer les ressources
 13. **SI** ressources trouvées **ALORS**
 14. Calculer le cout du chemin avec l'équation 22 et Enregistrer
 15. **FINSI**
 16. **FINPOUR**
 17. **SI** chemin à ressources disponible **ALORS**
 18. Choisir celui de faible coût
 19. **FINSI**
 20. **FINSI**
 21. **FIN**
-

Algorithme 10: RSA INTER-DOMAINES

Algorithme 11 : RSA INTRA-DOMAINES (RSA-C)

1. **Entrée** : Topologie du domaine, source, destination
2. **Sortie** : Chemin de cout minimum

3. **DEBUT**

5. Initialiser les paramètres
6. Générer la demande de connexion dc
7. SI dc est une demande intra-domaine ALORS
8. Déterminer les k plus courts chemins
9. SI un chemin trouvé ALORS
10. POUR chaque chemin FAIRE
11. Déterminer les ressources
12. SI ressources trouvées ALORS
13. Calculer le coût du chemin avec l'équation 22 et Enregistrer
14. FINSI
15. FINPOUR
16. SI chemin à ressources disponible ALORS
17. Choisir celui de faible coût
18. FINSI
19. FINSI
20. FINSI
21. **FIN**

Algorithme 11: RSA INTRA-DOMAINE

5.9.2. Algorithme de sélection le chemin de plus faible coût en minimisant la fragmentation des ressources (RSA-CF)

Au niveau de l'algorithme RSA-CF, lorsqu'il s'agit d'une demande de connexion intra-domaine avec l' Algorithme 13, nous déterminons les k plus courts chemins. Si un chemin est trouvé alors nous déterminons les ressources pour chaque chemin. Si des ressources sont trouvées, nous déterminons le coût du chemin avec l'équation (22). Si ces chemins disposent de ressources, nous sélectionnons le chemin qui a le plus faible coût et qui minimise la fragmentation des ressources spectrales pour faire le routage et l'allocation de ressources.

Mais s'il s'agit d'une demande inter-domaines, nous construisons la sous topologie avec l'Algorithme 12. Ensuite, nous déterminons les k plus courts chemins. Si un chemin est trouvé et que ce chemin a des ressources disponibles, nous calculons le coût du chemin avec l'équation 6 et les enregistrons. Nous sélectionnons le chemin qui a le plus faible coût et qui minimise la fragmentation des ressources spectrales à ressources disponible pour établir la connexion.

Algorithme 12 : RSA INTER-DOMAINES (RSA-CF)

1. **Entrée** : Topologie G , $D=\{ d_1, d_2, \dots, d_n \}$, source, destination
2. **Sortie** : Meilleur chemin
3. **Début**
5. Initialiser les paramètres

6. Générer la demande de connexion *dc*
7. SI *dc* est une demande inter-domaines ALORS
8. Construire la sous topologie avec l'algorithme 9
9. Déterminer les *k* plus courts chemins
10. SI un chemin trouvé ALORS
11. POUR chaque chemin FAIRE
12. Déterminer les ressources
13. SI ressources trouvées ALORS
14. Calculer le taux de fragmentation avec l'équation 4
15. Sélectionner le chemin ayant le plus faible taux de fragmentation
16. Calculer le coût du chemin avec l'équation 22 et Enregistrer
17. FINSI
18. FINPOUR
19. SI chemins à ressources disponibles ALORS
20. Choisir celui de faible coût
19. FINSI
21. FINSI
22. FIN

Algorithme 12: RSA INTER-DOMAINES (RSA-CF)

Algorithme 13 : RSA INTRA-DOMAINES (RSA-C)

1. **Entrée** : Topologie du domaine, source, destination
2. **Sortie** : Chemin de cout minimum
3. **DEBUT**
5. Initialiser les paramètres
6. Générer la demande de connexion *dc*
7. SI *dc* est une demande intra-domaine ALORS
8. Déterminer les *k* plus courts chemins
9. SI un chemin trouvé ALORS
10. POUR chaque chemin FAIRE
11. Déterminer les ressources
12. SI ressources trouvées ALORS
13. Calculer le taux de fragmentation avec l'équation 3
14. Sélectionner le chemin ayant le plus faible taux de fragmentation
15. Calculer le coût du chemin avec l'équation 6 et Enregistrer
16. FINSI
17. FINPOUR
18. SI chemin à ressources disponible ALORS
19. Choisir celui de faible coût
20. FINSI
21. FINSI
20. FINSI
21. **FIN**

Algorithme 13: RSA INTRA-DOMAINES (RSA-C)

5.10. Simulation et discussion

Cette section présente les résultats de la simulation de notre contribution. L'environnement de simulation est constitué d'un PC corei7 avec 16Go de RAM et du langage de programmation Java. Les connexions sont générées de façon aléatoire et traitées de façon séquentielle. Nous avons supposé qu'un lien optique contient 100 slots de fréquence de 12,5 GHz et les débits des connexions sont générés de façon aléatoire entre 40 et 100 Gb/s. La topologie utilisée pour les simulations est celle de la figure 45.

Nous simulons nos approches de construction de sous topologie dont les résultats sont représentés aux Figure 47, Figure 48. Nous simulons également nos approches de routage et d'allocation de ressources, représentées aux Figure 49, Figure 50, Figure 51 .

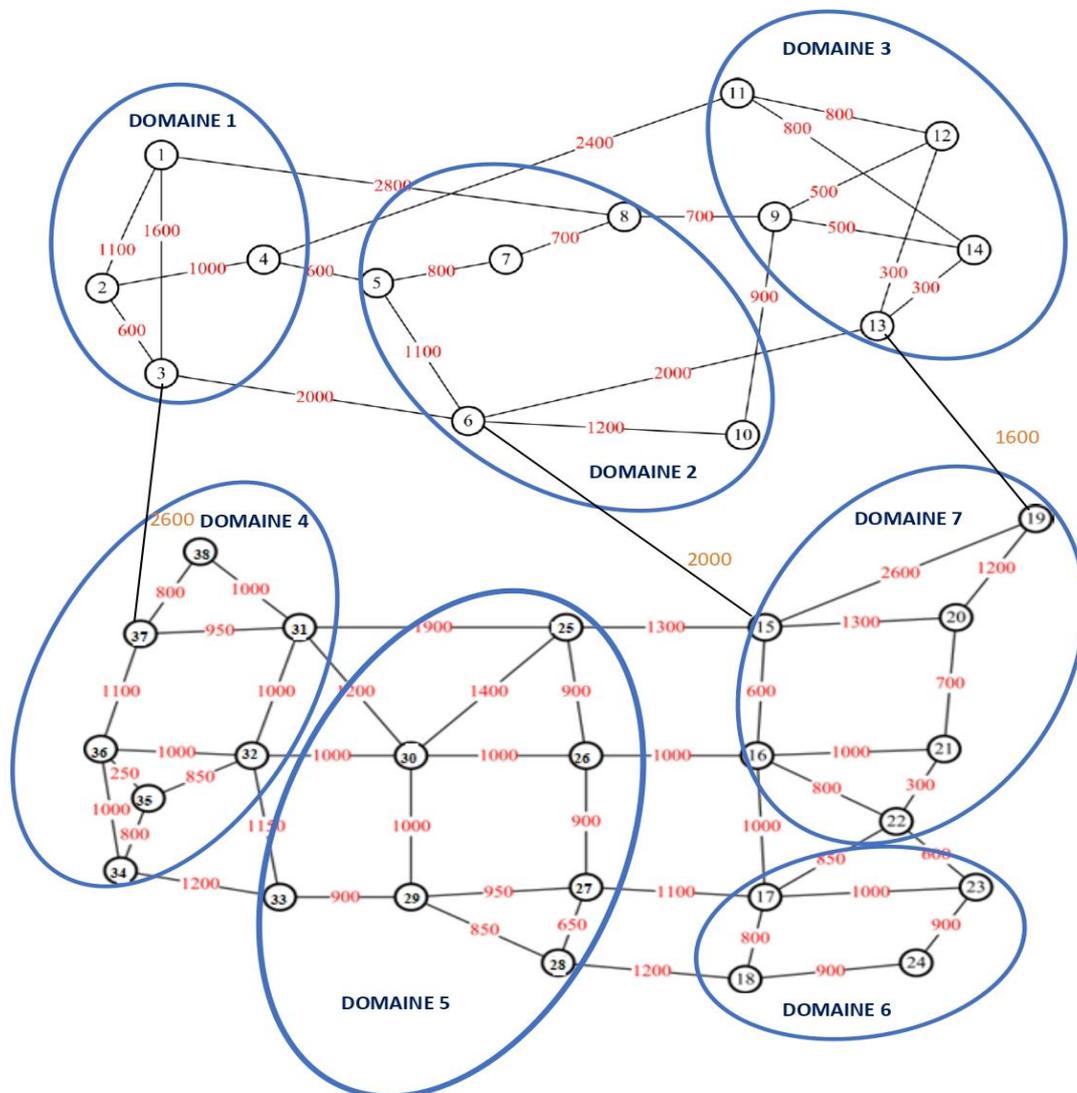


Figure 46: Topologie multi-domaines

Nous observons au niveau de la Figure 47 que, plus le nombre de demande de connexion augmente, la durée d'exécution avec l'approche de construction de sous topologie avec tous les interliens (SS-TIL) croit, et la durée d'exécution avec l'approche de construction de sous topologie avec un interlien (SS-IL) reste approximativement constante. Cependant, les temps d'exécution avec SS-IL sont considérablement inférieurs aux temps obtenus avec SS-TIL. En

effet, lorsqu'on tient compte de tous les liens entre les domaines adjacents, la sous topologie construite est plus dense contrairement à la sous topologie qui prend en compte un interlien entre les domaines adjacents.

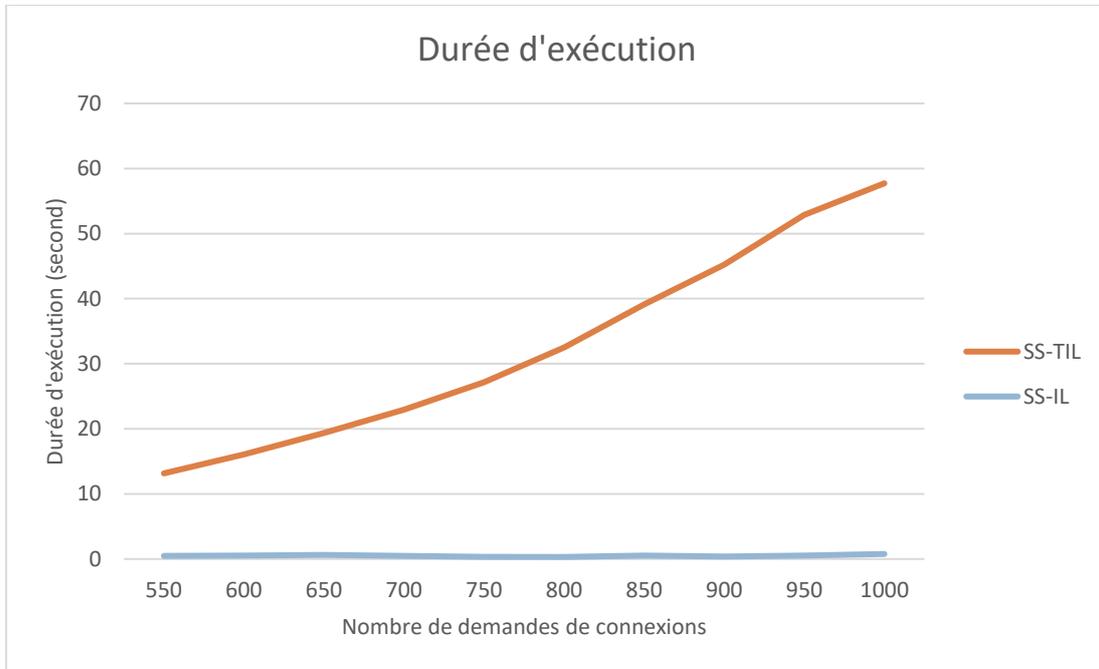


Figure 47: Durée d'exécution avec les approches SS-TIL et SS-IL

Nous observons au niveau de la figure 47 que, plus le nombre de demandes de connexion augmente la durée d'exécution avec l'approche de construction de sous topologie avec tous les interliens (SS-TIL) croit, et la durée d'exécution avec l'approche de construction de sous topologie avec un interlien (SS-IL) reste approximativement constante. Cependant, les temps d'exécution avec SS-IL sont considérablement inférieurs aux temps obtenus avec SS-TIL. En effet, lorsqu'on tient compte de tous les liens entre domaines adjacents, la sous topologie construite est plus dense contrairement à la sous topologie qui prend en compte un interlien entre les domaines adjacents.

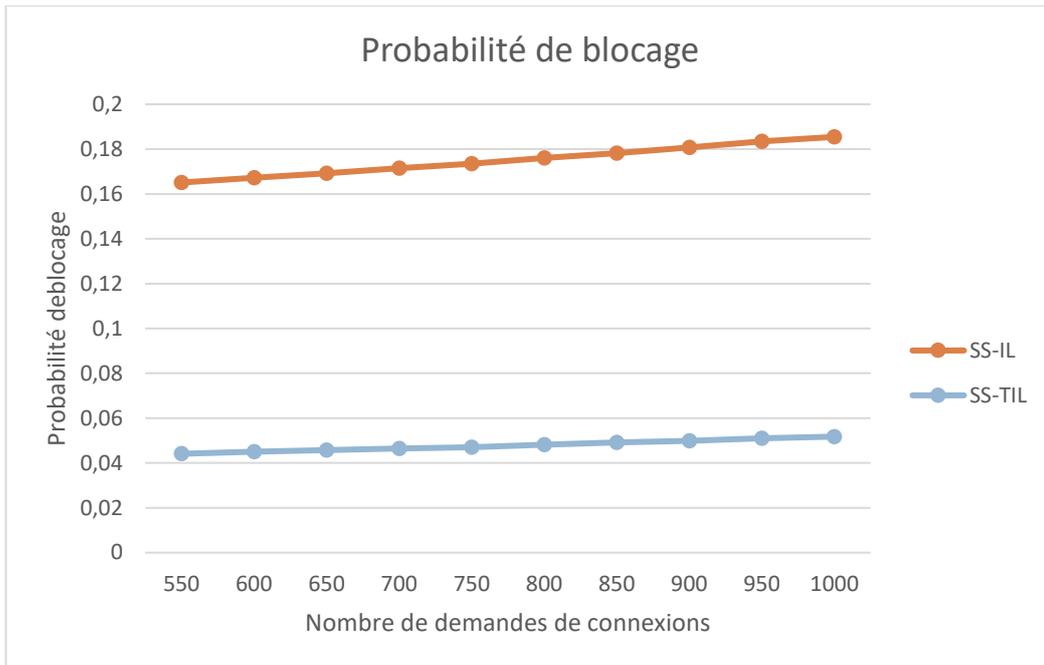


Figure 48: Probabilité de blocage avec les approches SS-TIL et SS-IL

Les figures 46,47 et 48 représentent les résultats obtenus des simulations RSA-C et RSA-CF en termes de performances de probabilité de blocage du réseau, les ressources utilisées et la consommation énergétique.

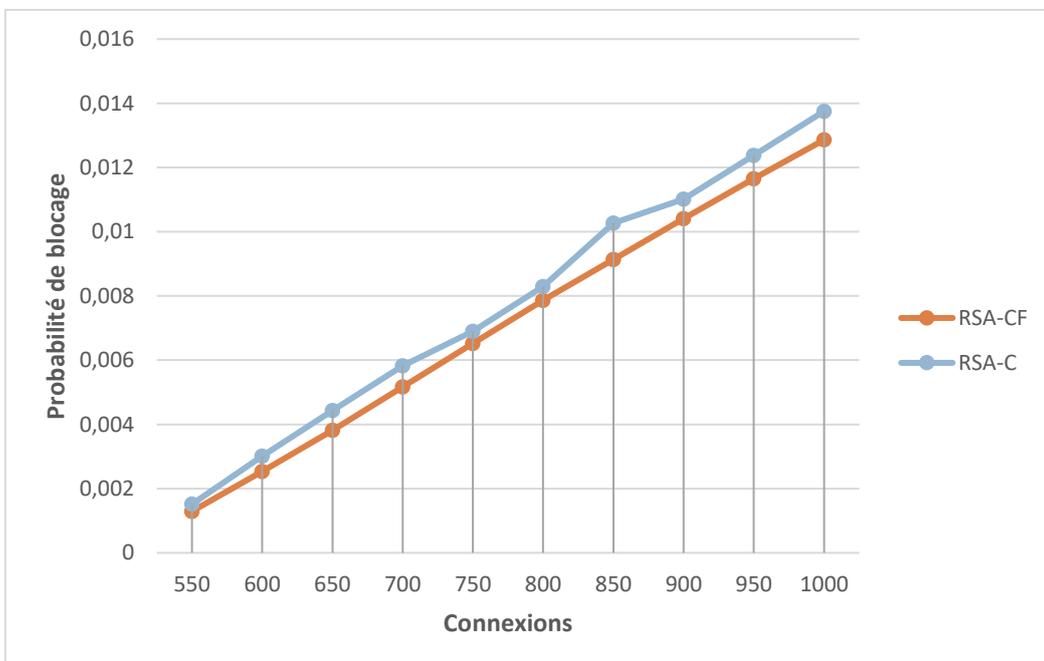


Figure 49: Probabilités de blocage

La Figure 49 nous montre que plus le nombre de demande de connexions augmente plus les probabilités de blocage obtenus par les approches RSA-CF et RSA-C croissent. Néanmoins, les probabilités de blocage que nous obtenons avec l'approche RSA-CF sont inférieures par rapport aux

probabilités de blocages que nous obtenons avec l'approche RSA-C. Ce qui est dû au fait que sélectionner le chemin qui a le plus faible délai de bout en bout en minimisant la fragmentation des ressources permet l'allocation d'un nombre élevé de connexions par rapport au choix du chemin qui sélectionne le plus faible délai de transmission de bout en bout.

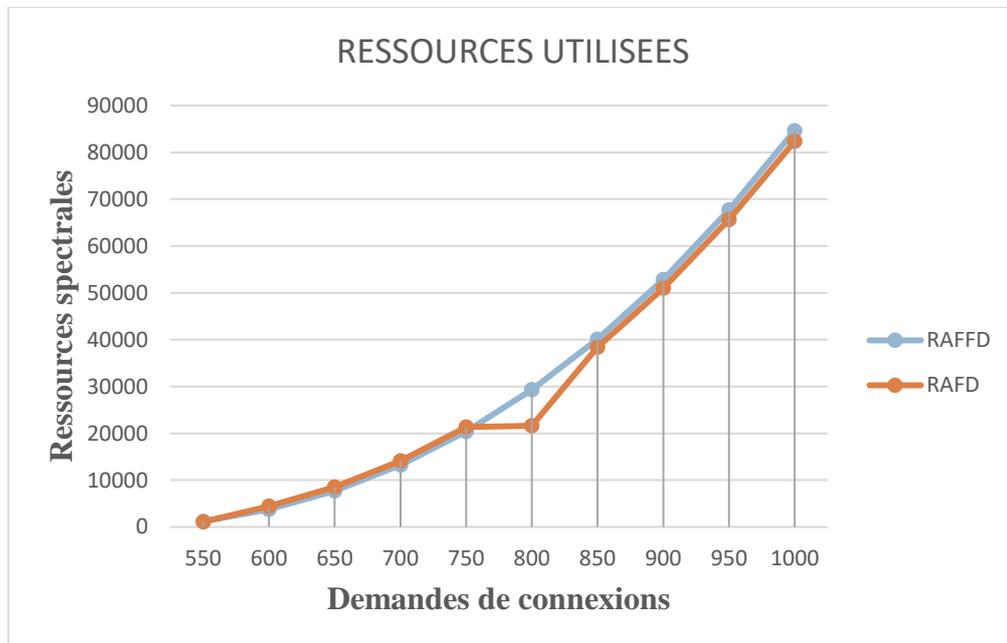


Figure 50: Ressources spectrales utilisées

La Figure 50 nous montre que, de manière générale plus le nombre de demandes augmente plus le nombre de ressources utilisées par les approches RSA-CF et RSA-C croit. Cependant, le nombre de ressources utilisées par l'approche RSA-CF est plus élevé par rapport aux nombres de ressources utilisées par l'approche RSA-C. Cela est lié au fait que, l'approche RSA-CF permet l'allocation de plus de connexions qui utilisent plus de ressources par rapport à l'approche RSA-C.

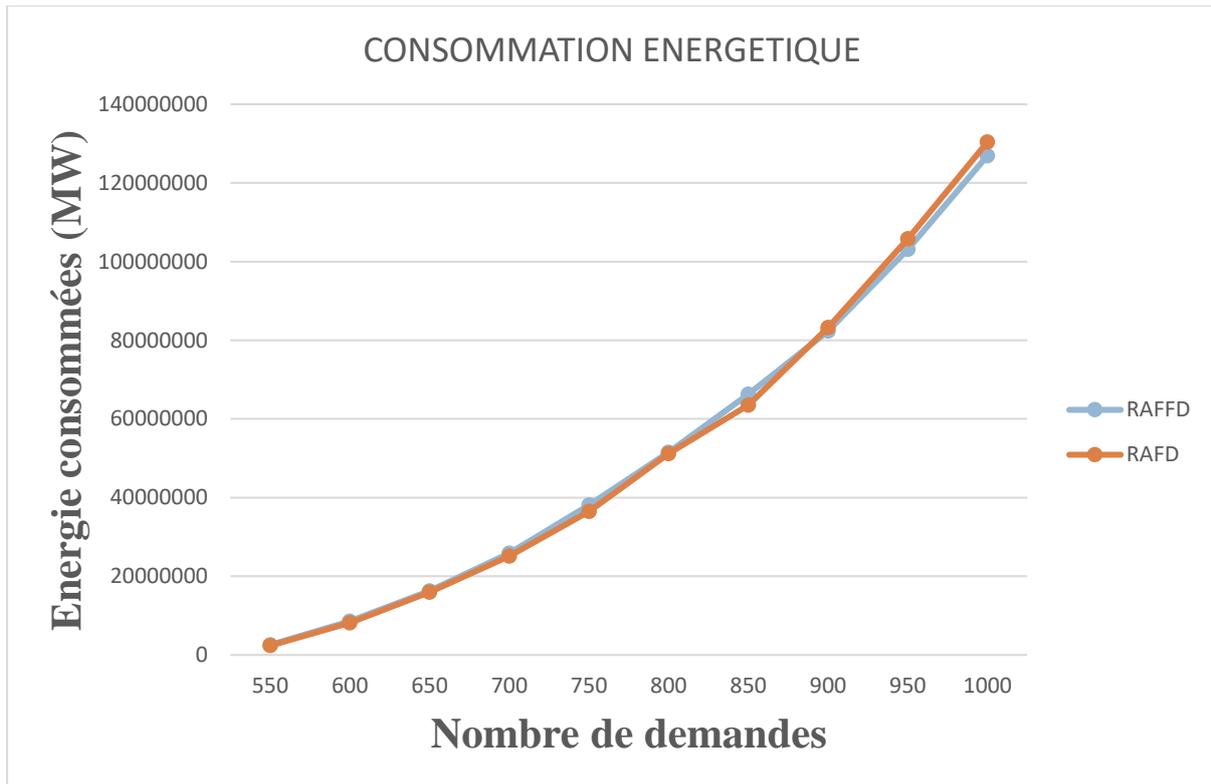


Figure 51: Consommation énergétique

La Figure 51, nous montre une évolution croissante de la consommation énergétique des deux approches lorsque le nombre de demandes de connexions augmente. Nous constatons également que de 550 à 700 connexions les deux approches ont les mêmes consommations d'énergie, de 700 à 900 connexions l'énergie consommée par l'approche RSA-C est inférieure à l'énergie consommée par RSA-CF, de 900 à 1000 connexions l'énergie consommée par l'approche RSA-C est supérieure à l'énergie consommée par RSA-CF. En effet, cette variation des valeurs d'énergie consommée se justifie par le fait que, nous déterminons l'énergie consommées en fonction du temps de maintien des connexions sur le chemin pendant le routage et l'allocation de ressources du nœud source au nœud destination. Plus la connexion dure sur le chemin, plus elle consomme de l'énergie.

5.11. Conclusion partielle

Dans ce chapitre, nous avons présenté une nouvelle approche multi-domaine pour permettre d'optimiser le routage et allocation de ressources. Nous avons défini un nouveau modèle pour gérer le délai de transmission de bout en bout dans les réseaux optiques élastiques multi-domaine définis par logiciel. Nous avons également proposé un nouveau modèle qui tient compte du délai de transmission de bout en bout, de la consommation de l'énergie et du taux de fragmentation des ressources.

Ensuite, nous avons proposé de nouvelles approches de construction de sous topologie à partir de la topologie existante. Les résultats de simulations de SS-TIL et SS-IL démontrent que bien que l'approche SS-IL permette de réduire le temps d'exécution, elle offre une probabilité de blocage de connexion élevée. Par conséquent il serait avantageux de construire la sous topologie avec l'approche SS-TIL dans le but d'établir plus de connexions.

Nous avons proposé une nouvelle approche de routage et d'allocation de ressources intra-domaine et inter-domaine. La première approche (RSA-CF) qui sélectionne le chemin de plus faible coût en minimisant la fragmentation des ressources et la deuxième approche (RSA-C) qui sélectionne simplement le chemin de plus faible coût, sont appliquées à une sous topologie obtenue à partir des domaines concernés par le meilleur chemin entre le domaine source et le domaine destination. En termes de performances, l'approche RSA-CF offre une meilleure probabilité de blocage par rapport à l'approche RSA-C. Ce qui a pour conséquence l'affectation d'un nombre élevé de connexions avec l'approche RSA-CF. De ce fait, l'approche RSA-CF permet l'utilisation de plus de ressources par rapport à l'approche RSA-C. En ce qui concerne la consommation énergétique l'approche RSA-C consomme moins d'énergie par rapport à l'approche RSA-CF. En effet, nous déterminons l'énergie consommées en fonction du temps de maintien des connexions sur le chemin pendant le routage et l'allocation de ressources du nœud source au nœud destination. Plus la connexion dure sur le chemin, plus il consomme de l'énergie

Les résultats de nos simulations montrent que l'approche de sélection du chemin ayant le plus faible coût (RSA-C) permet d'optimiser le routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastique multi-domaines en termes de consommation énergétique.

CONCLUSION GENERALE ET PERSPECTIVES

1. Conclusion générale

L'optimisation du routage et l'allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel sont un élément important pour l'amélioration des performances du réseau. En effet, le taux de trafic Internet, le nombre d'utilisateurs et de services étant constamment en croissance exponentielle il est primordial de proposer des méthodes et algorithmes d'optimisation des réseaux optiques élastiques définis par logiciel.

Dans cette thèse nous avons travaillé sur la problématique générale de l'optimisation du routage et allocation de ressources dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel, en vue de garantir la qualité de transmission lorsqu'il y'a une demande de connexion dans le réseau. De manière spécifique nous avons proposé deux approches.

Notre première contribution intitulée optimisation du routage et allocation de ressources dans les centres de données optiques élastiques définis par logiciel a traité du problème de latence d'accès lorsque des utilisateurs font une demande de contenu dans un réseau de centre de données optiques basé sur le SDN. En effet, pour résoudre le problème de latence constaté lors du partage d'écran, qui était dû au décalage entre l'émission et la réception pendant certains travaux pratiques, nous avons proposé un algorithme qui optimise le routage et d'allocation de ressources dans les réseaux de centres de données optiques définis par logiciel. Notre solution est testée à l'université Cheikh Anta Diop de Dakar et a considérablement amélioré la latence en rendant fluide et synchrone les cours et les travaux pratiques en ligne dans le contexte de covid-19.

Notre deuxième contribution intitulée optimisation du routage inter-domaine dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel. En effet, au niveau national, les systèmes de télécommunications sont généralement organisés en plusieurs domaines autonomes interconnectés, et il est important de traiter le problème de l'optimisation du routage inter-domaine entre les différents systèmes autonomes. De ce fait, nous avons proposé un algorithme de routage et d'allocation de ressources dans les réseaux optiques multi-domaines élastiques et un modèle de gestion de la fragmentation dans le réseau. Il faut savoir que le routage inter-

domaine est basé sur la construction de sous-topologies à partir de topologies de domaines existants et de paramètres tels que le taux de fragmentation, la consommation d'énergie et la probabilité de blocage.

Notre troisième contribution est le routage et l'allocation des ressources basé sur le délai dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel. Nous avons présenté une nouvelle approche multi-domaine pour permettre d'optimiser le routage et d'allocation de ressources. Nous avons défini un nouveau modèle pour gérer le délai de transmission de bout en bout dans les réseaux optiques élastiques multi-domaine définis par logiciel. Ensuite, nous avons proposé de nouvelles approches de construction de sous topologie à partir de la topologie existante, ainsi qu'une nouvelle approche de routage et allocation de ressources intra-domaine et inter-domaine. La première approche (RSA-CF) qui sélectionne le chemin de plus faible délai de transmission et minimise la fragmentation des ressources et la deuxième approche (RSA-C) qui sélectionne simplement le chemin de plus faible délai de transmission de bout en bout, sont appliquées à une sous topologie obtenue à partir des domaines concernés par le meilleur chemin entre le domaine source et le domaine destination.

2. Perspectives

En perspectives de nos travaux de recherche, il s'agira pour nous de traiter les problèmes qui suivent :

Au niveau du chapitre 3, nous avons présenté un algorithme qui optimise le routage et allocation de ressources dans les réseaux de centres de données optiques élastiques définis par logiciel en vue de minimiser la latence d'accès entre utilisateurs et centres de données lors des demandes de contenu. Dans cette approche, les utilisateurs sont dispersés géographiquement en position immobile. Cependant, quel serait l'impact du déplacement (mobilité) des utilisateurs sur la qualité de la transmission ? Cette problématique serait une première perspective à étudier. Pour répondre à cette problématique, il serait intéressant d'associer la 5G et l'intelligence artificielle. Cela permettra au réseau de traiter efficacement les données et de manière plus localisée, mais elle lui permet également de communiquer avec le reste du réseau, de hiérarchiser les données et de repérer les utilisateur avec plus de précision et de rapidité

Au chapitre 4, nous avons traité de la problématique de l'optimisation du routage et d'allocation inter-domaine dans les réseaux optiques élastiques définis par logiciel par la construction de

sous-topologie. Néanmoins, que se passe-t-il lorsque l'interlien sélectionné pour le routage est physiquement interrompu ? Et comment garantir la qualité de service de bout en bout dans ce cadre de figure ? Pour répondre à ces questions, nous intégrerons une solution de reroutage de connexions. En effet, Le reroutage des connexions consiste à déplacer des connexions d'un chemin initial sur un autre chemin final afin de libérer des ressources capables d'accueillir une connexion bloquée. Cette façon de faire permet de réorganiser les ressources dans le réseau afin de satisfaire à plusieurs demandes de connexion.

Nos travaux présentés au chapitre 3 et chapitre 4 concerne le cadre d'un pays. Dans le cadre de la collaboration universitaire inter-pays comment établir le routage et d'allocation de ressources dans les réseaux SDON afin de garantir la qualité de service ? Nous répondrons à cette problématique en adoptant une solution SD-WAN. En effet, une architecture de réseau étendu définie par logiciel (SDWAN) permettrait d'optimiser le réseau interpays en termes de débit, de délai et de perte de paquets.

Au chapitre 5, nous avons proposé une approche intégrant le délai de transmission de bout en bout dans les réseaux optiques élastiques multi-domaine définis par logiciel, afin de minimiser la consommation énergétique dans le réseau. Cependant, qu'en serait-il dans les réseaux optiques élastiques multicœurs multi-domaine définis par logiciel ?

Au vu de la coexistence des services gourmands en bande passante et des services à faible débit dans un même réseau, ainsi que du fait que ces services ont des exigences différentes en matière de qualité de service, il devient nécessaire de mettre en place une stratégie de planification lors du routage et de l'allocation de ressources. Par conséquent, il est essentiel de travailler sur la gestion de la qualité de service différenciée dans les réseaux optiques élastiques multi-domaines définis par logiciel.

De plus, dans nos futurs travaux nous souhaitons nous pencher sur la gestion du délai dans les réseaux optiques élastiques multicœurs multi-domaines définis par logiciel. En effet, la croissance exponentielle du trafic de données soumet les réseaux à une forte pression. Face à ce défi, les réseaux multicœurs sont intégrés aux réseaux optiques.

Références bibliographiques

- [1] M. W. Khan, M. A. Khan, M. Alam, et W. Ali, « Impact of Big Data over Telecom Industry », *Pak. J. Eng. Technol. Sci.*, vol. 6, n° 2, févr. 2018, doi: 10.22555/pjets.v6i2.1958.
- [2] « T-REC-G.694.2-200312-I!!PDF-E.pdf ».
- [3] O. Gerstel, M. Jinno, A. Lord, et S. J. B. Yoo, « Elastic optical networking: a new dawn for the optical layer? », *IEEE Commun. Mag.*, vol. 50, n° 2, p. s12-s20, févr. 2012, doi: 10.1109/MCOM.2012.6146481.
- [4] X. Yu *et al.*, « Brown-Field Migration Aware Routing and Spectrum Assignment in Backbone Optical Networks », *Appl. Sci.*, vol. 12, n° 1, p. 438, janv. 2022, doi: 10.3390/app12010438.
- [5] M. Tarhani, S. Sarkar, M. K. Eghbal, et M. Shadaram, « Efficient multicasting technique for elastic optical network », *IET Netw.*, vol. 10, n° 1, p. 34-42, janv. 2021, doi: 10.1049/ntw2.12003.
- [6] P. Afsharlar, A. Deylamsalehi, et V. M. Vokkarane, « Delayed spectrum allocation in elastic optical networks with anycast traffic », *OSA Contin.*, vol. 4, n° 8, p. 2118, août 2021, doi: 10.1364/OSAC.414698.
- [7] M. Jinno, H. Takara, B. Kozicki, Y. Tsukishima, Y. Sone, et S. Matsuoka, « Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: architecture, benefits, and enabling technologies », *IEEE Commun. Mag.*, vol. 47, n° 11, p. 66-73, nov. 2009, doi: 10.1109/MCOM.2009.5307468.
- [8] P. Colbourne, « (54) MXN WAVELENGTH SELECTIVE OPTICAL SWITCH », p. 19.
- [9] G. Zhang, M. De Leenheer, A. Morea, et B. Mukherjee, « A Survey on OFDM-Based Elastic Core Optical Networking », *IEEE Commun. Surv. Tutor.*, vol. 15, n° 1, p. 65-87, 2013, doi: 10.1109/SURV.2012.010912.00123.
- [10] W. Shieh, « OFDM for Flexible High-Speed Optical Networks », *J. Light. Technol.*, vol. 29, n° 10, p. 1560-1577, mai 2011, doi: 10.1109/JLT.2011.2132115.
- [11] J. Armstrong, « OFDM for Optical Communications », *J. Light. Technol.*, vol. 27, n° 3, p. 189-204, févr. 2009, doi: 10.1109/JLT.2008.2010061.
- [12] L. Liu *et al.*, « Design and performance evaluation of an OpenFlow-based control plane for software-defined elastic optical networks with direct-detection optical OFDM (DDO-OFDM) transmission », *Opt. Express*, vol. 22, n° 1, p. 30, janv. 2014, doi: 10.1364/OE.22.000030.
- [13] E. Haleplidis, K. Pentikousis, S. Denazis, J. Hadi Salim, D. Meyer, et O. Koufopavlou, « Software-Defined Networking (SDN): Layers and Architecture Terminology », RFC Editor, RFC7426, janv. 2015. doi: 10.17487/rfc7426.
- [14] S. Schaller et D. Hood, « Software defined networking architecture standardization », *Comput. Stand. Interfaces*, vol. 54, p. 197-202, nov. 2017, doi: 10.1016/j.csi.2017.01.005.
- [15] « TR_SDN_ARCH_1.0_06062014.pdf ».
- [16] D. Kreutz, F. M. V. Ramos, P. Esteves Verissimo, C. Esteve Rothenberg, S. Azodolmolky, et S. Uhlig, « Software-Defined Networking: A Comprehensive Survey », *Proc. IEEE*, vol. 103, n° 1, p. 14-76, janv. 2015, doi: 10.1109/JPROC.2014.2371999.
- [17] Z. Zhao, F. Hong, et R. Li, « SDN Based VxLAN Optimization in Cloud Computing Networks », *IEEE Access*, vol. 5, p. 23312-23319, 2017, doi: 10.1109/ACCESS.2017.2762362.
- [18] T. Gao, X. Li, B. Guo, S. Yin, H. Huang, et S. Huang, « Latency and efficiency driven dynamic content replacement in elastic optical datacenter networks », in *2017 16th*

- International Conference on Optical Communications and Networks (ICOON)*, Wuzhen: IEEE, août 2017, p. 1-3. doi: 10.1109/ICOON.2017.8121497.
- [19] « 01-VXLAN configuration ».
- [20] « What Is VXLAN.pdf ».
- [21] A. O. Jefia, S. I. Popoola, et A. A. Atayero, « Software-Defined Networking: Current Trends, Challenges, and Future Directions », p. 9, 2018.
- [22] « Infographic_DC_Hero_SDN_CH_FR.pdf ».
- [23] « Liu et al. - Petri Net Based Modeling Study on Traditional Ente.pdf ».
- [24] S. Yan, A. Aguado, Y. Ou, R. Wang, R. Nejabati, et D. Simeonidou, « Multilayer Network Analytics With SDN-Based Monitoring Framework », p. 9.
- [25] S. K. Routray, M. K. Jha, A. Javali, L. Sharma, S. Sarkar, et T. Ninikrishna, « Software defined networking for optical networks », in *2016 IEEE Distributed Computing, VLSI, Electrical Circuits and Robotics (DISCOVER)*, Mangalore, India: IEEE, août 2016, p. 133-137. doi: 10.1109/DISCOVER.2016.7806260.
- [26] H. Rastegarfar, D. C. Kilper, M. Glick, et N. Peyghambarian, « Cyber-Physical Interdependency in Dynamic Software-Defined Optical Transmission Networks », p. 9.
- [27] H. Rastegarfar, T. Svensson, et N. Peyghambarian, « Optical Layer Routing Influence on Software-Defined C-RAN Survivability », *J. Opt. Commun. Netw.*, vol. 10, n° 11, p. 866, nov. 2018, doi: 10.1364/JOCN.10.000866.
- [28] A. Aguado *et al.*, « Dynamic Virtual Network Reconfiguration Over SDN Orchestrated Multitechnology Optical Transport Domains », *J. Light. Technol.*, vol. 34, n° 8, p. 1933-1938, avr. 2016, doi: 10.1109/JLT.2016.2522823.
- [29] Q. P. Van, D. Verchere, H. Tran-Quang, et D. Zeglache, « Container-Based Microservices SDN Control Plane for Open Disaggregated Optical Networks », in *2019 21st International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, Angers, France: IEEE, juill. 2019, p. 1-4. doi: 10.1109/ICTON.2019.8840430.
- [30] Y. Wu et X. Zhou, « Software-Defined Networking: Part I », p. 2.
- [31] D. Simeonidou, R. Nejabati, et M. P. Channegowda, « Software Defined Optical Networks Technology and Infrastructure: Enabling Software-Defined Optical Network Operations », in *Optical Fiber Communication Conference/National Fiber Optic Engineers Conference 2013*, Anaheim, California: OSA, 2013, p. OTh1H.3. doi: 10.1364/OFC.2013.OTh1H.3.
- [32] X. Chen *et al.*, « Flexible Availability-Aware Differentiated Protection in Software-Defined Elastic Optical Networks », *J. Light. Technol.*, vol. 33, n° 18, p. 3872-3882, sept. 2015, doi: 10.1109/JLT.2015.2456152.
- [33] M. Kantor *et al.*, « A survey on multi-layer IP and optical Software-Defined Networks », *Comput. Netw.*, vol. 162, p. 106844, oct. 2019, doi: 10.1016/j.comnet.2019.06.022.
- [34] A. Lara, A. Kolasani, et B. Ramamurthy, « Network Innovation using OpenFlow: A Survey », *IEEE Commun. Surv. Tutor.*, vol. 16, n° 1, p. 493-512, 2014, doi: 10.1109/SURV.2013.081313.00105.
- [35] C. A. Sunshine, « Source routing in computer networks », *ACM SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol. 7, n° 1, p. 29-33, janv. 1977, doi: 10.1145/1024853.1024855.
- [36] F. Paolucci, F. Cugini, A. Giorgetti, N. Sambo, et P. Castoldi, « A Survey on the Path Computation Element (PCE) Architecture », *IEEE Commun. Surv. Tutor.*, vol. 15, n° 4, p. 1819-1841, 2013, doi: 10.1109/SURV.2013.011413.00087.
- [37] « 6241.pdf ».
- [38] Z. Latif, K. Sharif, F. Li, M. M. Karim, S. Biswas, et Y. Wang, « A comprehensive survey of interface protocols for software defined networks », *J. Netw. Comput. Appl.*, vol. 156, p. 102563, avr. 2020, doi: 10.1016/j.jnca.2020.102563.

- [39] M. Azab, M. Samir, et E. Samir, « “Mystify”: A proactive Moving-Target Defense for a resilient SDN controller in Software Defined CPS », *Comput. Commun.*, vol. 189, p. 205-220, mai 2022, doi: 10.1016/j.comcom.2022.03.019.
- [40] I. Y. Mohammed, « Comparative analysis of proactive & reactive protocols for cluster based routing algorithms in WSNs », p. 13, 2019.
- [41] M. H. Rehmani, A. Davy, B. Jennings, et C. Assi, « Software Defined Networks-Based Smart Grid Communication: A Comprehensive Survey », *IEEE Commun. Surv. Tutor.*, vol. 21, n° 3, p. 2637-2670, 2019, doi: 10.1109/COMST.2019.2908266.
- [42] M. Rzepka, P. Borylo, A. Lason, et A. Szymanski, « PARD: Hybrid Proactive and Reactive Method Eliminating Flow Setup Latency in SDN », *J. Netw. Syst. Manag.*, vol. 28, n° 4, p. 1547-1574, oct. 2020, doi: 10.1007/s10922-020-09550-z.
- [43] A. Nayyer, A. K. Sharma, et L. K. Awasthi, « Learning-based hybrid routing for scalability in software defined networks », *Comput. Netw.*, vol. 198, p. 108362, oct. 2021, doi: 10.1016/j.comnet.2021.108362.
- [44] G. Fischer, « Next-generation base station radio frequency architecture », *Bell Labs Tech. J.*, vol. 12, n° 2, p. 3-18, août 2007, doi: 10.1002/bltj.20233.
- [45] E. P. Neto, F. S. D. Silva, L. M. Schneider, A. V. Neto, et R. Immich, « Seamless MANO of multi-vendor SDN controllers across federated multi-domains », *Comput. Netw.*, vol. 186, p. 107752, févr. 2021, doi: 10.1016/j.comnet.2020.107752.
- [46] P. Bhaumik, S. Zhang, P. Chowdhury, S.-S. Lee, J. H. Lee, et B. Mukherjee, « Software-defined optical networks (SDONs): a survey », *Photonic Netw. Commun.*, vol. 28, n° 1, p. 4-18, août 2014, doi: 10.1007/s11107-014-0451-5.
- [47] B. Isong, R. R. S. Molose, A. M. Abu-Mahfouz, et N. Dladlu, « Comprehensive Review of SDN Controller Placement Strategies », *IEEE Access*, vol. 8, p. 170070-170092, 2020, doi: 10.1109/ACCESS.2020.3023974.
- [48] J. Zhao, F. Li, D. Ren, J. Hu, Q. Yao, et W. Li, « An intelligent inter-domain routing scheme under the consideration of diffserv QoS and energy saving in multi-domain software-defined flexible optical networks », *Opt. Commun.*, vol. 366, p. 229-240, mai 2016, doi: 10.1016/j.optcom.2015.12.041.
- [49] Z. Li, C. Yang, Z. Zhang, et S. Hu, « Inter-domain resource optimization method of software-defined multi-domain optical network », *EURASIP J. Wirel. Commun. Netw.*, vol. 2020, n° 1, p. 41, déc. 2020, doi: 10.1186/s13638-020-1662-3.
- [50] K. E. Victoire, A. N. Georges, A. J. Christian, et B. Michel, « Optimization of Inter-Domain Routing and Resource Allocation in Elastic Multi-Domain Optical Networks », *Int. J. Comput. Netw. Appl.*, vol. 9, n° 3, p. 279, juin 2022, doi: 10.22247/ijcna/2022/212554.
- [51] A. S. Thyagaturu, A. Mercian, M. P. McGarry, M. Reisslein, et W. Kellerer, « Software Defined Optical Networks (SDONs): A Comprehensive Survey », *IEEE Commun. Surv. Tutor.*, vol. 18, n° 4, p. 2738-2786, 2016, doi: 10.1109/COMST.2016.2586999.
- [52] M. Jinno, H. Takara, Y. Sone, K. Yonenaga, et A. Hirano, « Multiflow optical transponder for efficient multilayer optical networking », *IEEE Commun. Mag.*, vol. 50, n° 5, p. 56-65, mai 2012, doi: 10.1109/MCOM.2012.6194383.
- [53] « InterSDNControllerUsingBorderGatewayProtocol (1).pdf ».
- [54] S. Schmid et J. Suomela, « Exploiting locality in distributed SDN control », in *Proceedings of the second ACM SIGCOMM workshop on Hot topics in software defined networking - HotSDN '13*, Hong Kong, China: ACM Press, 2013, p. 121. doi: 10.1145/2491185.2491198.
- [55] « Fu et al. - 2014 - Orion A Hybrid Hierarchical Control Plane of Soft.pdf ».

- [56] W. E. Lorenz et M. Kulcke, « Multilayered Complexity Analysis in Architectural Design: Two Measurement Methods Evaluating Self-Similarity and Complexity », *Fractal Fract.*, vol. 5, n° 4, p. 244, nov. 2021, doi: 10.3390/fractalfract5040244.
- [57] K. Liu, X. Xu, M. Chen, B. Liu, L. Wu, et V. C. S. Lee, « A Hierarchical Architecture for the Future Internet of Vehicles », *IEEE Commun. Mag.*, vol. 57, n° 7, p. 41-47, juill. 2019, doi: 10.1109/MCOM.2019.1800772.
- [58] J. Zhao, F. Li, D. Ren, J. Hu, Q. Yao, et W. Li, « An intelligent inter-domain routing scheme under the consideration of diffserv QoS and energy saving in multi-domain software-defined flexible optical networks », *Opt. Commun.*, vol. 366, p. 229-240, mai 2016, doi: 10.1016/j.optcom.2015.12.041.
- [59] K. Christodouloupoulos, I. Tomkos, et E. Varvarigos, « Time-Varying Spectrum Allocation Policies and Blocking Analysis in Flexible Optical Networks », *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 31, n° 1, p. 13-25, janv. 2013, doi: 10.1109/JSAC.2013.130103.
- [60] H. Beyranvand et J. A. Salehi, « A Quality-of-Transmission Aware Dynamic Routing and Spectrum Assignment Scheme for Future Elastic Optical Networks », *J. Light. Technol.*, vol. 31, n° 18, p. 3043-3054, sept. 2013, doi: 10.1109/JLT.2013.2278572.
- [61] P. Zhu *et al.*, « Software-Defined Elastic Optical Network Node Supporting Spectrum Defragmentation », *J. Opt. Commun. Netw.*, vol. 9, n° 1, p. A63, janv. 2017, doi: 10.1364/JOCN.9.000A63.
- [62] Y. Zhang, J. Xin, X. Li, et S. Huang, « Overview on routing and resource allocation based machine learning in optical networks », *Opt. Fiber Technol.*, vol. 60, p. 102355, déc. 2020, doi: 10.1016/j.yofte.2020.102355.
- [63] N. Jara, H. Pempelfort, G. Rubino, et R. Vallejos, « Survivability in Optical Networks: A Solution for the Wavelength Continuity Constraint Case », in *2019 9th Latin-American Symposium on Dependable Computing (LADC)*, Natal, Brazil: IEEE, nov. 2019, p. 1-9. doi: 10.1109/LADC48089.2019.8995687.
- [64] M. Recalcati, F. Musumeci, M. Tornatore, et S. Bregni, « Benefits of Elastic Spectrum Allocation in Optical Networks with Dynamic Traffic », p. 6.
- [65] A. V. S. Xavier, R. C. Almeida Jr., J. F. Martins-Filho, D. A. R. Chaves, et C. J. A. Bastos-Filho, « Spectrum Continuity and Contiguity based Dedicated Protection for Flexible Optical Networks », *J. Microw. Optoelectron. Electromagn. Appl.*, vol. 16, n° 2, p. 481-493, avr. 2017, doi: 10.1590/2179-10742017v16i2857.
- [66] « Lechowicz et al. - 2020 - Fragmentation Metrics in Spectrally-Spatially Flex.pdf ».
- [67] B. C. Chatterjee, S. Ba, et E. Oki, « Fragmentation Problems and Management Approaches in Elastic Optical Networks: A Survey », *IEEE Commun. Surv. Tutor.*, vol. 20, n° 1, p. 183-210, 2018, doi: 10.1109/COMST.2017.2769102.
- [68] E. Oki, T. Sato, et B. C. Chatterjee, « Spectrum Fragmentation Management in Elastic Optical Networks », in *2019 21st International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, Angers, France: IEEE, juill. 2019, p. 1-4. doi: 10.1109/ICTON.2019.8840315.
- [69] « A_Spectrum_Defragmentation_Algorithm_Using_Jellyfi.pdf ».
- [70] D. Batham, D. S. Yadav, et S. Prakash, « Least loaded and route fragmentation aware RSA strategies for elastic optical networks », *Opt. Fiber Technol.*, vol. 39, p. 95-108, déc. 2017, doi: 10.1016/j.yofte.2017.10.003.
- [71] « Ba et al. - 2016 - Route Partitioning Scheme for Elastic Optical Netw.pdf ».
- [72] S. Ba, B. C. Chatterjee, et E. Oki, « Defragmentation Scheme Based on Exchanging Primary and Backup Paths in 1+1 Path Protected Elastic Optical Networks », *IEEE ACM Trans. Netw.*, vol. 25, n° 3, p. 1717-1731, juin 2017, doi: 10.1109/TNET.2017.2650212.

- [73] S. F. Martinez et D. P. Pinto-Roa, « Performance evaluation of non-hitless spectrum defragmentation algorithms in elastic optical networks », in *2017 XLIII Latin American Computer Conference (CLEI)*, Cordoba: IEEE, sept. 2017, p. 1-8. doi: 10.1109/CLEI.2017.8226459.
- [74] S. F. Martinez et D. P. Pinto-Roa, « Performance evaluation of non-hitless spectrum defragmentation algorithms in elastic optical networks », in *2017 XLIII Latin American Computer Conference (CLEI)*, Cordoba: IEEE, sept. 2017, p. 1-8. doi: 10.1109/CLEI.2017.8226459.
- [75] Y. Wang, C. Li, Q. Hu, J. Flor, et M. Jalalitarbar, « Routing and Spectrum Allocation in Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Networks: A Primal-Dual Framework », *Electronics*, vol. 10, n° 22, p. 2809, nov. 2021, doi: 10.3390/electronics10222809.
- [76] H. A. Dinarte, B. V. A. Correia, D. A. R. Chaves, et R. C. Almeida, « Routing and spectrum assignment: A metaheuristic for hybrid ordering selection in elastic optical networks », *Comput. Netw.*, vol. 197, p. 108287, oct. 2021, doi: 10.1016/j.comnet.2021.108287.
- [77] K. K. Singh, S. Prakash Singh, et S. Sengar, « Fragmentation Suppressed RSA Algorithm for Elastic Optical Network: A Quantitative approach », in *2018 IEEE British and Irish Conference on Optics and Photonics (BICOP)*, London, United Kingdom: IEEE, déc. 2018, p. 1-4. doi: 10.1109/BICOP.2018.8658350.
- [78] D. S. Yadav, « RDRSA: A reactive defragmentation based on rerouting and spectrum assignment (RDRSA) for spectrum convertible elastic optical network », *Opt. Commun.*, vol. 496, p. 127144, oct. 2021, doi: 10.1016/j.optcom.2021.127144.
- [79] C. Wang, G. Shen, et L. Peng, « Protection lightpath-based hitless spectrum defragmentation for distance adaptive elastic optical networks », *Opt. Express*, vol. 24, n° 5, p. 4497, mars 2016, doi: 10.1364/OE.24.004497.
- [80] U. Mahlab, Y. Wolbrum, et Z. Erlichson, « Traffic Load-Balancing for Software-Defined Elastic Optical Networks Based Cross-Entropy Technique », in *2019 21st International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, Angers, France: IEEE, juill. 2019, p. 1-4. doi: 10.1109/ICTON.2019.8840280.
- [81] N. G. Anoh, M. Babri, A. D. Kora, R. M. Faye, B. Aka, et C. Lishou, « An efficient hybrid protection scheme with shared/dedicated backup paths on elastic optical networks », *Digit. Commun. Netw.*, vol. 3, n° 1, p. 11-18, févr. 2017, doi: 10.1016/j.dcan.2016.05.001.
- [82] O. Gerstel, M. Jinno, A. Lord, et S. J. B. Yoo, « Elastic optical networking: a new dawn for the optical layer? », *IEEE Commun. Mag.*, vol. 50, n° 2, p. s12-s20, févr. 2012, doi: 10.1109/MCOM.2012.6146481.
- [83] L. Liu, R. Muñoz, R. Casellas, T. Tsuritani, R. Martínez, et I. Morita, « OpenSlice: an OpenFlow-based control plane for spectrum sliced elastic optical path networks », p. 11, 2013.
- [84] « de Oliveira et al. - 2014 - Using Mininet for emulation and prototyping Softwa.pdf ».
- [85] D. Wu, J. Li, P. Zhu, Z. Chen, et Y. He, « Demonstration of SDN-controlled elastic light-tree provisioning based on cascaded spectrum multicast », in *2017 Opto-Electronics and Communications Conference (OECC) and Photonics Global Conference (PGC)*, Singapore: IEEE, juill. 2017, p. 1-3. doi: 10.1109/OECC.2017.8114986.
- [86] Y. Xiong, Z. Li, B. Zhou, et X. Dong, « Cross-layer shared protection strategy towards data plane in software defined optical networks », *Opt. Commun.*, vol. 412, p. 66-73, avr. 2018, doi: 10.1016/j.optcom.2017.11.085.

- [87] M. Aibin, K. Walkowiak, et A. Sen, « Software-defined adaptive survivability for elastic optical networks », *Opt. Switch. Netw.*, vol. 23, p. 85-96, janv. 2017, doi: 10.1016/j.osn.2016.06.008.
- [88] J. Wu, Z. Ning, et L. Guo, « Energy-Efficient Survivable Grooming in Software-Defined Elastic Optical Networks », *IEEE Access*, p. 1-1, 2017, doi: 10.1109/ACCESS.2017.2674963.
- [89] R. Wang, X. Wang, et M. Huang, « A Game Based Multi-domain Protection Scheme in WDM Optical Network », in *2015 14th International Symposium on Distributed Computing and Applications for Business Engineering and Science (DCABES)*, Guiyang, China: IEEE, août 2015, p. 228-231. doi: 10.1109/DCABES.2015.64.
- [90] A. Doufene et D. Krob, « Pareto optimality and Nash equilibrium for building stable systems », in *2015 Annual IEEE Systems Conference (SysCon) Proceedings*, Vancouver, BC, Canada: IEEE, avr. 2015, p. 542-545. doi: 10.1109/SYSCON.2015.7116808.
- [91] O. G. de Dios *et al.*, « First demonstration of multi-vendor and multi-domain EON with S-BVT and control interoperability over Pan-European testbed », in *2015 European Conference on Optical Communication (ECOC)*, Valencia, Spain: IEEE, sept. 2015, p. 1-3. doi: 10.1109/ECOC.2015.7341689.
- [92] J. Zhu, X. Chen, D. Chen, S. Zhu, et Z. Zhu, « Service Provisioning with Energy-Aware Regenerator Allocation in Multi-Domain EONs », p. 6.
- [93] Z. Zhu *et al.*, « OpenFlow-Assisted Online Defragmentation in Single-/Multi-Domain Software-Defined Elastic Optical Networks [Invited] », *J. Opt. Commun. Netw.*, vol. 7, n° 1, p. A7, janv. 2015, doi: 10.1364/JOCN.7.0000A7.
- [94] L. Yunshan, « An inter-domain routing scheme for software-defined optical network », in *2017 29th Chinese Control And Decision Conference (CCDC)*, Chongqing, China: IEEE, mai 2017, p. 2584-2588. doi: 10.1109/CCDC.2017.7978950.
- [95] J. Zhao, Q. Yao, D. Ren, W. Li, et W. Zhao, « A multi-domain control scheme for diffserv QoS and energy saving consideration in software-defined flexible optical networks », *Opt. Commun.*, vol. 341, p. 178-187, avr. 2015, doi: 10.1016/j.optcom.2014.12.027.
- [96] X. Liu, J. Zhang, C. Yu, L. Luo, et J. Shen, « Multi-domain Awareness Energy-efficient Routing Algorithm for Elastic Optical Networks », in *2019 28th Wireless and Optical Communications Conference (WOCC)*, Beijing, China: IEEE, mai 2019, p. 1-4. doi: 10.1109/WOCC.2019.8770565.
- [97] B. Li et Z. Zhu, « DeepCoop: Leveraging Cooperative DRL Agents to Achieve Scalable Network Automation for Multi-Domain SD-EONs », in *Optical Fiber Communication Conference (OFC) 2020*, San Diego, California: OSA, 2020, p. Th2A.29. doi: 10.1364/OFC.2020.Th2A.29.
- [98] X. Xue *et al.*, « Automatically reconfigurable optical data center network with dynamic bandwidth allocation », *J Opt*, p. 11, 2021.
- [99] X. Chen, R. Proietti, M. Shamsabardeh, G. Liu, K. Zhang, et S. J. B. Yoo, « Knowledge-Based Service Provisioning in Multi-Domain Elastic Optical Networks », in *2018 IEEE Photonics Conference (IPC)*, Reston, VA: IEEE, sept. 2018, p. 1-2. doi: 10.1109/IPCon.2018.8527334.
- [100] L. Zhao, J. Hua, Y. Liu, W. Qu, S. Zhang, et S. Zhong, « Distributed Traffic Engineering for Multi-Domain Software Defined Networks », in *2019 IEEE 39th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, Dallas, TX, USA: IEEE, juill. 2019, p. 492-502. doi: 10.1109/ICDCS.2019.00056.
- [101] B. Yan, Y. Zhao, X. Yu, W. Wang, et J. Zhang, « Service Function-Oriented Topology Aggregation in Multi-Domain Inter-DC Elastic Optical Networks », in *Optical Fiber*

- Communication Conference*, San Diego, California: OSA, 2018, p. Th3F.3. doi: 10.1364/OFC.2018.Th3F.3.
- [102] J. R. de Almeida Amazonas, G. Santos-Boada, S. Ricciardi, et J. Sole-Pareta, « Technical challenges and deployment perspectives of SDN based elastic optical networks », in *2016 18th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, Trento: IEEE, juill. 2016, p. 1-5. doi: 10.1109/ICTON.2016.7550418.
- [103] Y. Xiong, Y. Li, B. Zhou, R. Wang, et G. N. Rouskas, « SDN Enabled Restoration With Triggered Precomputation in Elastic Optical Inter-Datacenter Networks », *J. Opt. Commun. Netw.*, vol. 10, n° 1, p. 24, janv. 2018, doi: 10.1364/JOCN.10.000024.
- [104] Y. Yin, L. Liu, R. Proietti, et S. J. B. Yoo, « Software Defined Elastic Optical Networks for Cloud Computing », *IEEE Netw.*, vol. 31, n° 1, p. 4-10, janv. 2017, doi: 10.1109/MNET.2016.1300091NM.
- [105] F. Zhou, M. Molnár, et B. Cousin, « Multicast Routing and Wavelength Assignment in WDM Mesh Networks with Sparse Splitting », p. 3.
- [106] Y. Yan et H. Wang, « Open vSwitch Vxlan performance acceleration in cloud computing data center », in *2016 5th International Conference on Computer Science and Network Technology (ICCSNT)*, Changchun, China: IEEE, déc. 2016, p. 567-571. doi: 10.1109/ICCSNT.2016.8070222.
- [107] Z. Zhu, « Economics of Multi-Domain Software-Defined EONs: Games Among Brokers », in *2018 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, Abu Dhabi, United Arab Emirates: IEEE, déc. 2018, p. 1-6. doi: 10.1109/GLOCOM.2018.8647139.
- [108] « Collaborative Multi-domain Routing in SDN Environments (1).pdf ».
- [109] S. E. Gandhimathi, A. Swarnalatha, et B. Sowmya, « Spectrum Resource Utilization and Security Enhancement in Multi-domain Elastic Optic Networks (MD-EON) Using Memetic Algorithm », *Wirel. Pers. Commun.*, vol. 120, n° 1, p. 139-152, sept. 2021, doi: 10.1007/s11277-021-08438-8.
- [110] D. Batham, S. Kumar Pathak, D. Singh Yadav, et S. Prakash, « A traffic scheduling strategy based on cost function for differentiated class of service in multi-domain optical networks », *Opt. Fiber Technol.*, vol. 60, p. 102337, déc. 2020, doi: 10.1016/j.yofte.2020.102337.
- [111] F. Arineitwe, J. Serugunda, et D. Okello, « Development of the Protocol for Inter-Autonomous Systems Routing in Software Defined Networks », in *2021 IEEE 11th Annual Computing and Communication Workshop and Conference (CCWC)*, NV, USA: IEEE, janv. 2021, p. 0414-0422. doi: 10.1109/CCWC51732.2021.9375968.
- [112] R. Khan, P. Kumar, D. N. K. Jayakody, et M. Liyanage, « A Survey on Security and Privacy of 5G Technologies: Potential Solutions, Recent Advancements, and Future Directions », *IEEE Commun. Surv. Tutor.*, vol. 22, n° 1, p. 196-248, 2020, doi: 10.1109/COMST.2019.2933899.
- [113] C. Zhang, X. Wang, A. Dong, Y. Zhao, F. Li, et M. Huang, « The intelligent multi-domain service function chain deployment: Architecture, challenges and solutions », *Int. J. Commun. Syst.*, p. e4665, oct. 2020, doi: 10.1002/dac.4665.
- [114] S. Taeb *et al.*, « Virtual Network Embedding with Path-based Latency Guarantees in Elastic Optical Networks », in *2019 IEEE 27th International Conference on Network Protocols (ICNP)*, Chicago, IL, USA: IEEE, oct. 2019, p. 1-12. doi: 10.1109/ICNP.2019.8888056.
- [115] G. Chandwani, S. Behera, et G. Das, « Delay-Aware Control Plane Virtual Topology Design of Software Defined-Elastic Optical Network », *IEEE Trans. Netw. Serv. Manag.*, vol. 18, n° 2, p. 1461-1475, juin 2021, doi: 10.1109/TNSM.2020.3030727.

- [116] J. Comellas, F. Nourmohammadi, et G. Junyent, « Impact of Traffic Delay Tolerance on Elastic Optical Networks Performance », in *2019 21st International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, Angers, France: IEEE, juill. 2019, p. 1-4. doi: 10.1109/ICTON.2019.8840381.
- [117] H. Guo, J. Zhang, Y. Zhao, H. Zhang, et J. Zhao, « Delay Aware RSA Algorithm Based on Scheduling of Differentiated Services With Dynamic Virtual Topology Construction », *IEEE Access*, vol. 8, p. 44559-44575, 2020, doi: 10.1109/ACCESS.2020.2977998.
- [118] S. K. Pathak, D. Batham, et S. Prakash, « Time and bandwidth aware traffic balancing in elastic optical networks – A two dimensional approach », *Opt. Fiber Technol.*, vol. 64, p. 102585, juill. 2021, doi: 10.1016/j.yofte.2021.102585.
- [119] S. Yin, R. Ma, S. Guo, et S. Huang, « Dynamic service provisioning of hybrid advanced and immediate requests in SDM-EONs », *Opt. Fiber Technol.*, vol. 66, p. 102359, oct. 2021, doi: 10.1016/j.yofte.2020.102359.
- [120] J. Ali et B.-H. Roh, « An Effective Hierarchical Control Plane for Software-Defined Networks Leveraging TOPSIS for End-to-End QoS Class-Mapping », *IEEE Access*, vol. 8, p. 88990-89006, 2020, doi: 10.1109/ACCESS.2020.2993556.
- [121] Y. Li, F. Li, Q. Guo, X. Wang, X. Guo, et B. Wang, « An innovative RSA scheme in multi-domain heterogeneous software », in *2017 IEEE 3rd Information Technology and Mechatronics Engineering Conference (ITOEC)*, Chongqing: IEEE, oct. 2017, p. 812-816. doi: 10.1109/ITOEC.2017.8122465.
- [122] J. Liu, Q. Wang, G. Yu, L. Wang, et N. Ye, « Augmentation-Based Topology Control Algorithm for Space Information Networks », in *2012 8th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, Shanghai, China: IEEE, sept. 2012, p. 1-4. doi: 10.1109/WiCOM.2012.6478439.
- [123] F. X. A. Wibowo, M. A. Gregory, K. Ahmed, et K. M. Gomez, « Multi-domain Software Defined Networking: Research status and challenges », *J. Netw. Comput. Appl.*, vol. 87, p. 32-45, juin 2017, doi: 10.1016/j.jnca.2017.03.004.
- [124] I. Goiri, K. Le, J. Guitart, J. Torres, et R. Bianchini, « Intelligent Placement of Datacenters for Internet Services », in *2011 31st International Conference on Distributed Computing Systems*, Minneapolis, MN, USA: IEEE, juin 2011, p. 131-142. doi: 10.1109/ICDCS.2011.19.
- [125] « Pouillot et al. - 2020 - État des lieux de l'infrastructure régionale ide.pdf ».
- [126] A. Horota, L. Reis, et G. Figueiredo, « Routing and Spectrum Assignment Algorithm with Most Fragmented Path First in Elastic Optical Networks », p. 6.
- [127] Jorge Lopez Vizcaino, Yabin Ye, et I. T. Monroy, « Energy efficiency in elastic-bandwidth optical networks », in *2011 International Conference on the Network of the Future*, Paris, France: IEEE, nov. 2011, p. 107-111. doi: 10.1109/NOF.2011.6126667.
- [128] T. Moufakir, M. F. Zhani, A. Gherbi, et O. Bouachir, « Collaborative Multi-domain Routing in SDN Environments », *J. Netw. Syst. Manag.*, vol. 30, n° 1, p. 23, janv. 2022, doi: 10.1007/s10922-021-09638-0.
- [129] O. Salman, I. H. Elhajj, A. Kayssi, et A. Chehab, « SDN controllers: A comparative study », in *2016 18th Mediterranean Electrotechnical Conference (MELECON)*, Lemesos, Cyprus: IEEE, avr. 2016, p. 1-6. doi: 10.1109/MELCON.2016.7495430.
- [130] M. Khorramizadeh et V. Ahmadi, « Capacity and load-aware software-defined network controller placement in heterogeneous environments », *Comput. Commun.*, vol. 129, p. 226-247, sept. 2018, doi: 10.1016/j.comcom.2018.07.037.

- [131] F. Paolucci, F. Cugini, P. Castoldi, et T. Osinski, « Enhancing 5G SDN/NFV Edge with P4 Data Plane Programmability », *IEEE Netw.*, vol. 35, n° 3, p. 154-160, mai 2021, doi: 10.1109/MNET.021.1900599.
- [132] C. Huang, J. Zhang, et T. Huang, « Updating Data-Center Network With Ultra-Low Latency Data Plane », *IEEE Access*, vol. 8, p. 2134-2144, 2020, doi: 10.1109/ACCESS.2019.2962705.
- [133] A. Filali, A. Kobbane, M. Elmachkour, et S. Cherkaoui, « SDN Controller Assignment and Load Balancing with Minimum Quota of Processing Capacity », in *2018 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Kansas City, MO: IEEE, mai 2018, p. 1-6. doi: 10.1109/ICC.2018.8422750.
- [134] « p267.pdf ».
- [135] F. Poletti *et al.*, « Towards high-capacity fibre-optic communications at the speed of light in vacuum », *Nat. Photonics*, vol. 7, n° 4, p. 279-284, avr. 2013, doi: 10.1038/nphoton.2013.45.