

Université de Montréal

Routage par déflexion dans les réseaux tout optique à commutation de bursts

par

Ammar Metnani

11600911

Département d'informatique et
de recherche opérationnelle

Faculté des arts et sciences

Mémoire présenté à la Faculté des études supérieures
en vue de l'obtention du grade de
Maître ès sciences (M. Sc.)
en informatique

Septembre 2004

Copyright © Ammar Metnani, 2004



QA

76

U54

2005

v. 012

Direction des bibliothèques

AVIS

L'auteur a autorisé l'Université de Montréal à reproduire et diffuser, en totalité ou en partie, par quelque moyen que ce soit et sur quelque support que ce soit, et exclusivement à des fins non lucratives d'enseignement et de recherche, des copies de ce mémoire ou de cette thèse.

L'auteur et les coauteurs le cas échéant conservent la propriété du droit d'auteur et des droits moraux qui protègent ce document. Ni la thèse ou le mémoire, ni des extraits substantiels de ce document, ne doivent être imprimés ou autrement reproduits sans l'autorisation de l'auteur.

Afin de se conformer à la Loi canadienne sur la protection des renseignements personnels, quelques formulaires secondaires, coordonnées ou signatures intégrées au texte ont pu être enlevés de ce document. Bien que cela ait pu affecter la pagination, il n'y a aucun contenu manquant.

NOTICE

The author of this thesis or dissertation has granted a nonexclusive license allowing Université de Montréal to reproduce and publish the document, in part or in whole, and in any format, solely for noncommercial educational and research purposes.

The author and co-authors if applicable retain copyright ownership and moral rights in this document. Neither the whole thesis or dissertation, nor substantial extracts from it, may be printed or otherwise reproduced without the author's permission.

In compliance with the Canadian Privacy Act some supporting forms, contact information or signatures may have been removed from the document. While this may affect the document page count, it does not represent any loss of content from the document.

Université de Montréal
Faculté des études supérieures

Ce mémoire intitulé :

Routage par déflexion dans les réseaux tout optique à commutation de bursts

présenté par :

Ammar Metnani

a été évalué par un jury composé des personnes suivantes :

Abdelhakim Hafid
(président-rapporteur)

Brigitte Jaumard
(directrice de recherche)

Halima Elbiaze
(codirectrice de recherche)

Alain Houle
(membre du jury)

Mémoire accepté le
29 octobre 2004

Sommaire

Les réseaux optiques jouent un rôle très important dans le domaine des télécommunications par leur bande passante offerte. Cependant, les deux techniques actuelles de commutation (commutation de paquets et commutation de circuits) montrent certains inconvénients quant à l'utilisation efficace de la bande passante disponible.

La commutation de bursts est une nouvelle technique de commutation qui pourrait permettre de mieux exploiter les réseaux optiques. Cependant, un défi important à relever concerne la grande probabilité de perte de bursts dans le réseau à cause de la contention.

Dans ce travail, nous nous proposons d'étudier et d'approfondir la technique de routage avec déflexion pour pallier au problème de perte de bursts, technique qui consiste à dévier les bursts en conflit sur des chemins alternatifs.

Les résultats obtenus ont démontré que la déflexion des bursts sur le plus court chemin possible donne les taux de perte les plus bas. De plus, en effectuant des adaptations aux points d'accès, à la fois pour les nœuds sources et les nœuds destinations, on arrive à diminuer de façon significative la probabilité de perte. Enfin, l'autorisation d'effectuer des demi-tours peut également contribuer

à réduire le taux de perte tant que la charge du trafic ne devient pas trop importante.

Mots clés : réseaux optiques, commutation de bursts, routage par déflexion, résolution de la contention, chemins alternatifs.

Abstract

The optical networks play a key role in telecommunications because of their high bandwidth. However, the two existing switching paradigms (Optical Packet Switching and Optical Circuit Switching) do not use efficiently the available bandwidth.

Optical burst switching is a new promising switching paradigm that exploits the huge bandwidth offered by optical networks. However, the main drawback of the optical burst switching is the high burst dropping probability due to resource contention.

In this thesis, in order to solve the burst dropping problem, we propose to study and look further the deflection routing strategies, i.e. the alternate choice for routing the contending bursts.

Results that have been obtained show that the burst deflection on the shortest available route lead to the smallest dropping probability rates. Moreover, with the addition of particular devices or features at the access points, whether source or a destination nodes, we can further reduce the burst dropping rates.

At last, allowing U-turn can also contribute to reduce the dropping rate as long as the network load is not too high.

Keywords : Optical Networks, Optical Burst Switching, Deflection Routing, Contention Resolution, alternative routes.

Table des matières

Sommaire	ii
Abstract	iv
Table des matières	v
Table des figures	viii
Liste des sigles et abréviations	xiii
Remerciements	xiv
Dédicaces	xv
1 Introduction générale	1
1.1 Problématique	4
1.2 Contribution	4
2 Réseaux optiques	6
2.1 La fibre optique	6
2.1.1 La fibre multi mode	7
2.1.2 La fibre mono mode	7

2.2	Multiplexage optique	8
2.2.1	TDM (Time Division Multiplexing)	8
2.2.2	WDM (Wavelength Division Multiplexing)	9
2.3	Inter fonctionnement IP/WDM	10
2.3.1	Scénario téra-routeurs plus liens WDM	11
2.3.2	Scénario giga-routeurs plus réseau WDM brassé	12
2.4	Techniques de commutation	13
2.4.1	Commutation optique de circuits (OCS)	13
2.4.2	Commutation optique de paquets (OPS)	14
2.4.3	Commutation optique de <i>bursts</i> (OBS)	14
2.4.4	Commentaires	14
3	Commutation optique des bursts	16
3.1	Définitions	16
3.2	Assemblage des bursts	18
3.3	Qualité de service	19
3.4	Réservation de ressources	21
3.5	Juste à temps (JIT : Just-In-Time)	21
3.6	Juste assez de temps (JET : Just-Enough-Time)	23
3.7	Architecture du réseau	24
3.7.1	Nœud de bord	26
3.7.2	Nœud optique	27

3.8	Problème de contention	28
3.8.1	Définition	28
3.8.2	Exemple	29
3.9	Solutions à la contention	31
3.9.1	Utilisation des lignes à retardement (FDL)	31
3.9.2	Conversion de longueur d'onde	32
3.9.3	Routage par déflexion	33
3.9.4	Combinaison des stratégies	36
4	Nouvelles Stratégies de gestion des réseaux OBS	38
4.1	Routage par déflexion	38
4.1.1	Choix de la stratégie	38
4.1.2	Stratégies de déflexion	39
4.1.3	Contraintes et hypothèses de travail	43
4.2	Gestion améliorée des nœuds d'accès	44
4.2.1	Ajout d'un nœud collecteur	44
4.2.2	Ajout des fibres à la sortie	46
5	Simulations et expériences	47
5.1	Environnement de travail	47
5.1.1	Le réseau	48
5.1.2	La génération du trafic	49

5.1.3	Choix de la longueur d'onde	49
5.2	Gestion des différents nœuds	49
5.2.1	Nœud de bord	50
5.2.2	Nœud optique	52
5.3	Simulation	52
5.3.1	Architecture des réseaux	52
5.3.2	Le trafic	55
5.3.3	Les premiers résultats	56
5.3.4	Les résultats après la modélisation de l'accès	60
5.3.5	Effet du taux d'utilisation sur la déflexion	69
5.3.6	Effet du taux de trafic	70
5.3.7	Effet de la longueur des bursts	72
5.4	Analyse des résultats	74
6	Conclusions et développements futurs	77
6.1	Perspectives	78

Liste des figures

1.1	Évolution de la bande passante	3
2.1	La fibre à saut d'indice	7
2.2	La fibre à gradient d'indice	7
2.3	La fibre mono mode	8
2.4	TDM	9
2.5	WDM/DWDM	10
2.6	Scénario téra-routeurs IP + liens WDM point-à-point	11
2.7	Scénario giga-routeurs IP + réseau WDM brassé	12
3.1	Offset time	17
3.2	Assemblage des bursts	18
3.3	Qualité de service	20
3.4	Réservation des longueurs d'ondes dans JIT	22
3.5	Réservation des longueurs d'ondes dans JET	23
3.6	Réservation retardée	24
3.7	Structure du réseau global	25

3.8	Contention de deux bursts sur un lien	28
3.9	Contention	29
3.10	Exemple de réseau	29
3.11	Illustration de la contention	30
3.12	Chevauchement entre bursts	36
4.1	Plus court chemin	40
4.2	LAUC-VF	41
4.3	Choix d'une longueur d'onde	42
4.4	Exemple de trafic dans un nœud optique.	44
4.5	Nœud collecteur	45
4.6	Différence entre le nombre de liens entrants et sortants	46
5.1	Lien d'entrée au réseau optique	48
5.2	Répartition des bursts sur les longueurs d'onde	51
5.3	Le réseau EONET	53
5.4	Le réseau italien	54
5.5	Probabilité de perte (EONET)	56
5.6	Probabilité de perte (réseau italien)	57
5.7	Bursts perdus à chaque nœud (EONET)	58
5.8	Bursts perdus/bursts transités	58
5.9	Bursts perdus à chaque nœud (réseau italien)	59

5.10 Bursts perdus/bursts transités (réseau italien)	60
5.11 Effet de l'ajout du nœud collecteur (EONET)	61
5.12 Bursts perdus/bursts transités après ajout du nœud collecteur	61
5.13 Effet de l'ajout du nœud collecteur (italien)	62
5.14 Bursts perdus/bursts transités (réseau italien)	63
5.15 Effet de l'ajout d'une fibre (nœuds d'accès, EONET).	63
5.16 Effet de l'ajout d'une fibre (le reste du réseau EONET).	64
5.17 Bursts perdus/bursts transités (EONET).	64
5.18 Effet de l'ajout d'une fibre (nœuds d'accès, italien)	65
5.19 Effet de l'ajout d'une fibre (le reste du réseau italien).	65
5.20 Effet de la permission de retour (nœuds d'accès, EONET).	66
5.21 Effet de la permission de retour (le reste du réseau EONET)	66
5.22 Effet de la permission de retour (nœuds d'accès, italien).	67
5.23 Effet de la permission de retour (le reste du réseau italien)	67
5.24 Comparaison de nombres de bursts perdus (EONET)	68
5.25 Comparaison de nombres de bursts perdus (réseau italien)	69
5.26 Effet du taux d'utilisation sur la déflexion	70
5.27 Effet du taux de trafic (EONET)	71
5.28 Effet du taux de trafic (Réseau italien)	71
5.29 Effet de la longueur des bursts (EONET)	72
5.30 Effet de la longueur des bursts (Réseau italien)	73

5.31 Effet de la longueur sur le retardement 73

Liste des sigles et abréviations

Acronyme	Description	Première utilisation
FDL	Fiber Delay Line	31
JET	Just-Enough-Time	23
JIT	Just-In-Time	21
LAUC-VF	Latest Available Unused Channel with Void Filling	41
MPLS	Multi-Protocol Label Switching	11
OBS	Optical Burst Switching	14
OCS	Optical Circuit Switching	13
OPS	Optical Packet Switching	14
QoS	Qualité de Service	1
TDM	Time Division Multiplexing	8
VPN	Virtual Private Network	13
WDM	Wavelength Division Multiplexing	2

Remerciements

Mes premiers remerciements s'adressent à mes directrices de recherche, Brigitte Jaumard et Halima Elbiaze, pour leur soutien et leur aide tout au long de la réalisation de ce travail. Je remercie Brigitte pour m'avoir fait confiance, pour sa disponibilité et pour l'aide financière qu'elle m'a accordée, et Halima pour sa disponibilité et ses conseils.

Je tiens à remercier MM. Abdelhakim Hafid et Alain Houle pour avoir accepté de juger ce travail et pour le temps qu'ils consacrent.

Je remercie également toute personne qui, de près ou de loin, m'a aidé et m'a soutenu dans mon travail.

Dédicaces

À ma famille.

Chapitre 1

Introduction générale

La croissance explosive des demandes d'utilisation de l'Internet a nécessité et nécessite toujours l'augmentation de la bande passante dans les réseaux centraux (network backbone). Cette croissance est surtout due à l'augmentation des applications multimedia ou aux applications avec contraintes de qualité de service (QoS) élevées qui ne peuvent pas être assurées sur les réseaux déjà en place. Dans ces conditions, les fibres optiques deviennent un support physique très prometteur pour les réseaux du futur.

Les premiers systèmes optiques de grande capacité (2.5Gbit/s) sont apparus au début des années 1990. Dès ce temps, avec les révolutions technologiques au niveau physique, la bande passante offerte sur les fibres est devenue de plus en plus grande. L'augmentation de la disponibilité du réseau par l'utilisation des fibres optiques est un des facteurs importants d'évolution vers les réseaux optiques. De plus, ces réseaux offrent d'autres avantages que nous citons ci-dessous [10].

- **Aucune interférence**

Le câblage par fibres optiques signifie la fin des perturbations et des prob-

lèmes de compatibilité électromagnétique. Les caractéristiques uniques de ce câblage font en sorte qu'il résiste à la diaphonie et au brouillage radio-électrique et électrique ce qui permet de le placer où l'on en a besoin. Le câblage à fibres optiques procure donc un signal plus net et accroît la capacité des réseaux locaux par rapport au câblage en cuivre.

Augmentation de la distance

Alors que la distance de transmission maximale pour le câblage en cuivre est de 90 mètres, nous pouvons utiliser le câblage avec fibres optiques jusqu'à 550 mètres de la station de commutation tout en répondant aux exigences techniques des vitesses de transmission de l'ordre du gigabit/s. La fibre optique devient donc une solution de rechange très pratique et économique au câblage en cuivre. Le câblage à fibres optiques est aussi plus durable que le cuivre, sûr, plus facile à entretenir et plus robuste.

Simplification de la conception des réseaux

Le câblage avec fibres optiques permet au planificateur de simplifier la conception des réseaux locaux et d'éliminer un grand nombre des coûts associés au câblage en cuivre.

- On peut faire évoluer la capacité du réseau de manière incrémentale sans investissement important en équipements et en gestion à chaque changement de topologie.
- Les réseaux sont plus simples et avec des coûts opérationnels réduits : le nombre d'équipements optiques est inférieur au nombre d'équipements électroniques.

Le graphe de la figure 1.1 représente l'évolution de cette bande passante offerte et les prévisions futures d'évolution du marché des transmissions WDM (Wavelength Division Multiplexing).

Pour pouvoir exploiter toutes les capacités offertes par les réseaux optiques, une

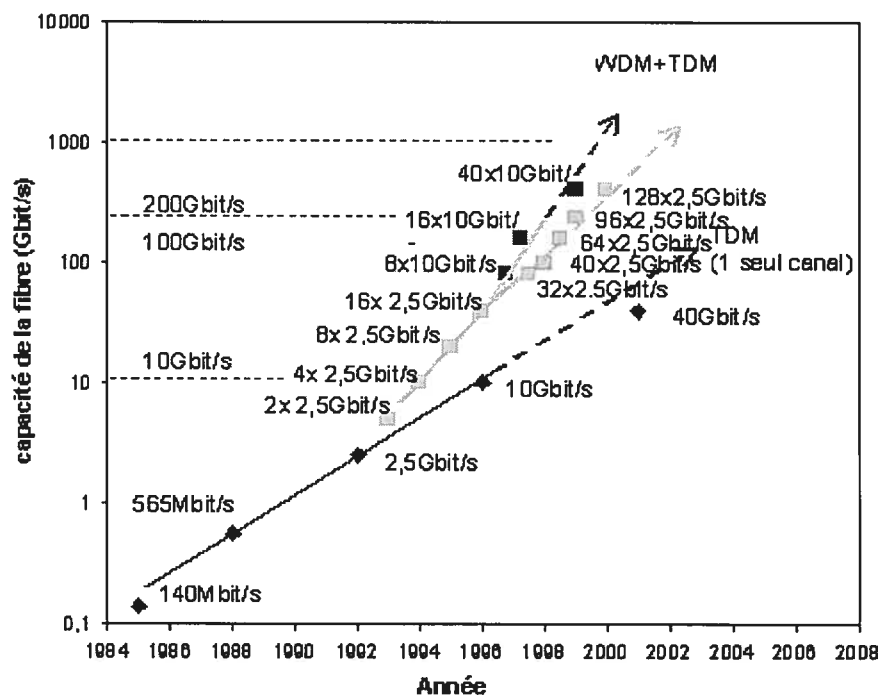


FIG. 1.1 – Évolution de la bande passante [2]

nouvelle technique de commutation a été proposée qui est la commutation optique de bursts [17]. On peut résumer cette technique dans les trois points suivants :

- l'assemblage de plusieurs paquets de données dans une même entité qu'on appelle *burst*,
- l'envoi d'un paquet de contrôle pour réserver les ressources nécessaires pour la transmission d'un burst,
- l'envoi du burst dans le domaine optique sans besoin de mémoires tampons ni de conversions au domaine électrique.

Une description plus détaillée est donnée plus loin dans ce mémoire.

1.1 Problématique

Le problème majeur dans la commutation optique de bursts est le taux élevé de perte de bursts dans le réseau, cette perte est dû au problème de contention dans les différents nœuds. La contention se produit quand deux ou plusieurs bursts veulent emprunter, en même temps, le même port de sortie d'un nœud et donc la même longueur d'onde du même lien.

L'enjeu est de réduire, ou si possible éliminer, le nombre de bursts perdus dans le réseau optique. Plusieurs méthodes ont été proposées pour diminuer le taux de perte, ces méthodes sont décrites plus loin dans ce mémoire.

1.2 Contribution

Dans ce projet, on s'intéresse particulièrement à une technique de résolution de contention entre bursts dans les réseaux à commutation optique de bursts, cette technique est la déflexion.

La déflexion consiste à envoyer un des bursts en contention à son port de sortie original et envoyer les autres bursts en contention à des ports alternatifs. L'originalité de ce travail repose sur les points décrits ci-dessous.

- Nous avons proposé et étudié trois techniques différentes de choix de lien alternatif pour défléchir les bursts en contention, chacune repose sur une vision différente pour mieux exploiter les ressources disponibles dans le réseau optique.
- Nous avons identifié les points du réseau qui créent plus de problèmes, et nous avons proposé des solutions à ces problèmes.

- Nous avons appliqué notre étude sur des réseaux réels et des instances de trafic pseudo-réelles.

Chapitre 2

Réseaux optiques

2.1 La fibre optique

La fibre optique est un support qui permet de transférer des données numériques à très haut débit : vidéo, son, communications téléphoniques,... etc. Elle utilise les propriétés de la lumière produites par des lasers aux extrémités.

Le cœur de la fibre est composé de silice, ou plus exactement d'oxyde de silicium (SiO_2) [19] qui a la particularité de réfléchir de façon optimale les longueurs d'ondes. Le cœur est dopé pour augmenter l'indice de réfraction et procurer un effet guidant pour le signal. Ce cœur parfait est entouré d'une couche de silice de moindre qualité formant la gaine optique.

2.1.1 La fibre multi mode

Dans ce type, on a deux catégories.

- *La fibre à saut d'indice* qui est constituée d'un cœur et d'une gaine optique en verre (voir figure 2.1). On remarque sur ce type de fibres une déformation du signal à cause de la grande dispersion. La bande passante que peut transmettre ce type de fibre est 10-50Mhz par km.

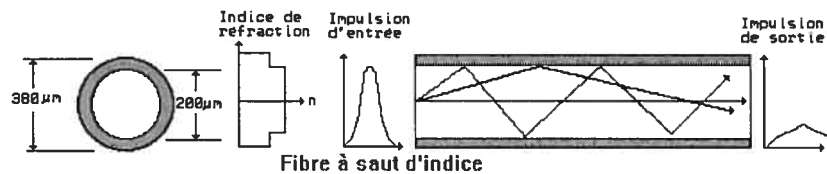


FIG. 2.1 – La fibre à saut d'indice

- *La fibre à gradient d'indice* qui est constituée de couches successives de verre (voir figure 2.2), la dispersion dans cette catégorie de fibres est moins importante que dans la catégorie citée plus haut. Ce type de fibre peut transmettre à une bande passante de 200-1500Mhz par km [14].

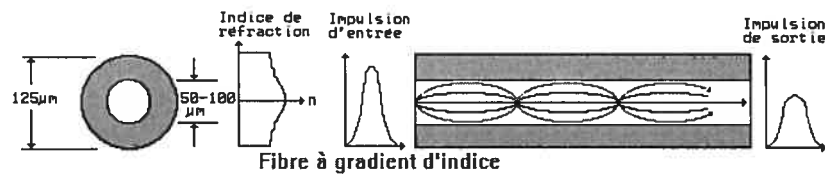


FIG. 2.2 – La fibre à gradient d'indice

2.1.2 La fibre mono mode

Le cœur de ce type de fibre est très fin (environ 10 microns) par rapport au premier type (de 50 à 100 microns), ce qui rend la dispersion presque nulle (voir

figure 2.3 ¹). La bande passante maximale que peut transmettre ce type de fibre est très grande ($> 10\text{GHz/km}$) [14], cependant une grande puissance d'émission est requise.

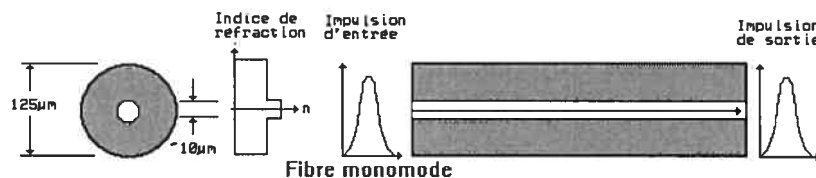


FIG. 2.3 – La fibre mono mode

2.2 Multiplexage optique

Pour une meilleure exploitation de la fibre optique, on procède au regroupement de plusieurs canaux sur cette fibre. Donc, le multiplexage consiste à regrouper plusieurs signaux optiques et à les transmettre sur une seule fibre. À l'autre bout, les données sont retransformées par un démultiplexeur.

2.2.1 TDM (Time Division Multiplexing)

Une technique qui regroupe les données de plusieurs canaux sur un seul, dans des fenêtres temporelles (figure 2.4). Chaque canal se voit attribuer des fenêtres temporelles pour transmettre ses données. Il peut donc arriver que, pendant plusieurs fenêtres, consécutives ou pas, aucune information ne soit transmise. Les liens d'entrée à la fibre ont un faible débit par rapport à la fibre de sortie. Si, par

¹Les figures 2.1,2.2 et 2.3 sont extraites de [14]

exemple, le débit de la fibre est 10 fois plus grand que le débit des liens d'entrée, alors une quantité de données qui prend une durée d ms pour s'écouler sur un lien d'entrée, prendra $(d/10)$ ms sur la fibre de sortie si les liens ont la même longueur. Théoriquement, on peut alors faire le multiplexage des données de 10 liens d'entrée sur la fibre de sortie.

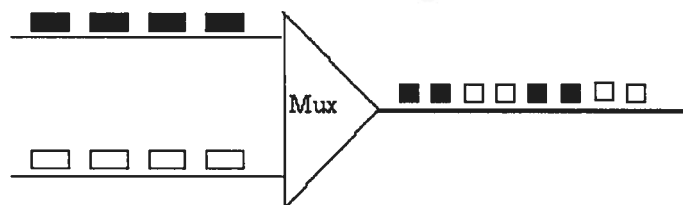


FIG. 2.4 – TDM

2.2.2 WDM (Wavelength Division Multiplexing)

On a constaté qu'on peut insérer simultanément dans une fibre optique des signaux sur des longueurs d'ondes différentes sans que les signaux s'influencent mutuellement. Une exploitation de cette propriété nous permet donc d'augmenter la quantité de données transportées sur une fibre, et consiste en le multiplexage des signaux sur la même fibre mais sur des longueurs d'ondes différentes. Actuellement, une fibre optique peut transporter des longueurs d'ondes comprises entre 1530 et 1565 nm sur la bande C [1], soit avec une marge de 35 nm, au sur d'autres bandes telles que la bande L (1570-1605 nm). Si l'espacement spectral entre deux longueurs d'ondes est très réduit, on peut alors transmettre un plus grand de longueurs d'ondes, on parle du DWDM (Dense WDM).

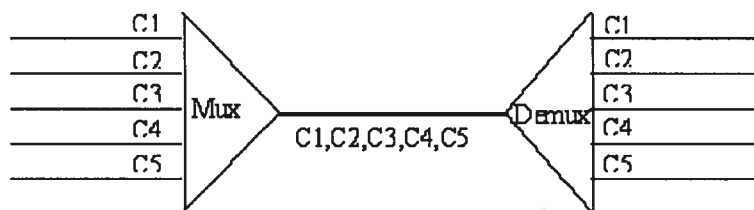


FIG. 2.5 – WDM/DWDM

2.3 Inter fonctionnement IP/WDM

Un des problèmes majeurs des réseaux IP (Internet Protocol) est de pouvoir répondre efficacement à la croissance exponentielle du trafic. Parallèlement, les technologies optiques, en particulier le WDM (Wavelength Division Multiplexing), connaissent des développements importants, et sont susceptibles de répondre à ce besoin grandissant de capacité. Dans les réseaux actuels, le WDM est une technique de transmission point-à-point qui permet d'acheminer plusieurs centaines de Gbit/s sur une seule fibre optique. À court et moyen terme, les techniques WDM devraient évoluer sur les deux volets suivants :

- tout d'abord, les capacités de transmission permises vont encore augmenter, puisque des systèmes de transmission téraoctets/s sont développés et annoncés par divers industriels du secteur (Alcatel [1]) ;
- d'autre part, la nécessité de gérer des capacités de transmission WDM élevées et le besoin de flexibilité de la couche optique conduisent au développement de fonctionnalités de reconfiguration du réseau WDM, telles que le brassage optique, qui permettront de mieux répondre aux demandes des couches clientes et en particulier d'IP.

Suivant l'importance que l'on donne au deuxième volet par rapport au premier, on peut déterminer différents scénarios d'évolution d'un réseau IP et de son interfonctionnement avec la couche de transport WDM.

2.3.1 Scénario téra-routeurs plus liens WDM

Un premier scénario envisageable à court terme consiste à associer des routeurs IP de très grande capacité (téra-routeurs) et des liens WDM point-à-point à très haut débit (téra-bit/s). Dans cette option, la couche WDM est réduite à la fourniture de capacités de transmission point-à-point, tandis que tout le traitement d'informations est effectué dans les routeurs IP. Ce scénario est souvent appelé «Big Fat Routers + Big Fat Pipes». Des routeurs de très grande taille sont nécessaires puisque tout le trafic en transit passe par les routeurs. De fait, cette option permet une dynamique complète au niveau des paquets IP. Ses avantages sont décrits ci-dessous :

- maturité technique des systèmes (routage IP, transmission WDM) ;
- maturité des techniques MPLS (Multi-Protocol Label Switching), permettant, avec une granularité très fine, l'établissement de circuits entre routeurs pour répondre aux besoins d'ingénierie de trafic. D'autre part, comme les critères de qualité de service sont intégrés au niveau des circuits MPLS, les ressources de protection requises pour le trafic sensible sont valorisées avec une granularité très fine par le trafic «best effort» ;
- faibles coûts de gestion : l'interaction entre réseau IP et systèmes WDM est réduite au minimum, d'où un avantage en coûts de gestion de réseau.

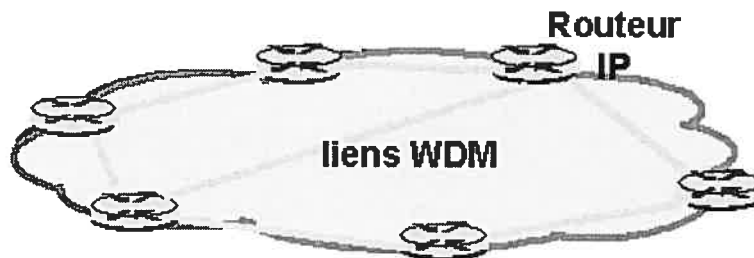


FIG. 2.6 – Scénario téra-routeurs IP + liens WDM point-à-point

2.3.2 Scénario giga-routeurs plus réseau WDM brassé

L'apparition d'offres commerciales en systèmes (brasseurs et gestionnaires) pour réseaux brassés WDM à gestion distribuée ouvre une nouvelle voie pour répondre au défi que constitue la croissance exponentielle de demande de trafic IP. L'établissement de circuits optiques de bout en bout doit permettre d'optimiser l'utilisation des capacités de transport, et surtout d'adapter l'offre de canaux de transmission optique en fonction de la demande venant des couches clientes, et en particulier d'IP.

Cette option présente les avantages décrits ci-dessous par rapport au scénario

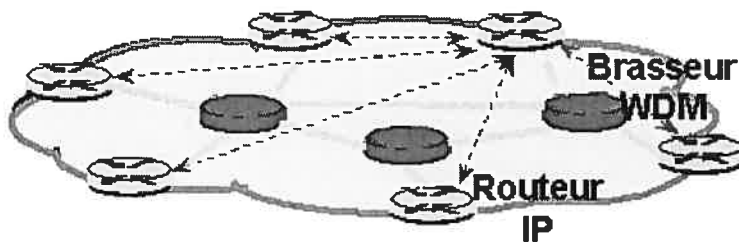


FIG. 2.7 – Scénario giga-routeurs IP + réseau WDM brassé

précédent.

- Routeurs IP de taille plus réduite : le trafic sur les canaux optiques en transit ne remonte plus dans la couche IP, mais est aigüillé à l'aide de brasseurs WDM jusqu'à sa destination. Ces «court-circuits» permettent d'éviter des traitements électroniques inutiles et complexes (au niveau de la couche IP) sur du trafic qui n'a pas besoin des fonctionnalités de routage propres à IP.
- Reconfigurabilité de la topologie vue par les routeurs : l'établissement de canaux optiques d'un bout à l'autre du réseau IP permet d'enrichir les relations de «voisinage» des routeurs IP, et donc de définir une topologie logique optimale en fonction des demandes de trafic entre routeurs (Fi-

gure 2.7). Le maillage du réseau IP peut être plus ou moins complet, mais c'est surtout la possibilité de reconfigurer ce maillage, ou cette topologie logique, qui est intéressante.

- Économie sur les cartes de ligne : en effet, les cartes de ligne des brasseurs WDM sont moins onéreuses, pour un même débit, que les cartes de ligne des routeurs IP. Cette différence est aisément compréhensible car les cartes de ligne des routeurs effectuent des opérations d'adaptation du signal numérique pour remonter au niveau de granularité du paquet IP, contrairement aux cartes de ligne des brasseurs WDM. Ceci est en cohérence avec la «simplification» du traitement du trafic en transit.
- Possibilité de liaisons louées WDM à haut débit fournies à la demande, et même de réseau privé virtuel (RPV, *VPN Virtual Private Network*) optique sécurisé au niveau WDM. Cette possibilité permet d'enrichir les fonctionnalités de la couche optique, en dehors du contexte IP.

2.4 Techniques de commutation

2.4.1 Commutation optique de circuits (OCS)

La commutation de circuits (*Optical Circuit Switching*) consiste à établir une liaison (un chemin) entre le nœud origine O et le nœud destination D tout au long de la période de communication (*exemple : communication téléphonique*), le chemin est réservé exclusivement aux données de cette paire (O, D).

2.4.2 Commutation optique de paquets (OPS)

Comparativement à la technique précédente, la commutation de paquets (*Optical Packet switching*) consiste à mettre les données de la communication dans des paquets d'une grandeur déterminée en fonction du réseau à travers lequel ces paquets devront transiter. Les nœuds intermédiaires s'occupent d'acheminer le paquet de son origine à sa destination, et pour cela la conversion O/E/O des paquets est nécessaire à chaque nœud intermédiaire, pour pouvoir lire les informations que contient l'entête du paquet et qui sont nécessaires à son acheminement, comme sa destination, par exemple. Les paquets peuvent transiter sur un même chemin ou sur des chemins différents.

2.4.3 Commutation optique de *bursts* (OBS)

Cette technique consiste à regrouper plusieurs paquets du même couple (O, D) dans une même entité qu'on appelle *burst*, et d'envoyer l'entête séparément, avant le burst, pour réserver les ressources nécessaires à l'acheminement du burst à chaque nœud intermédiaire, ce qui permet au burst d'être acheminé sans conversion O/E/O à chaque nœud intermédiaire.

2.4.4 Commentaires

Le tableau 2.1 [17, 22], nous donne une comparaison des trois techniques de commutation en termes de complexité, d'utilisation de la bande passante et de la nécessité de mettre des mémoires tampon dans les nœuds intermédiaires. Les meilleures valeurs sont représentées en gras.

L'inconvénient de la technique de commutation de circuit est la mauvaise utili-

Technique de commutation	Circuit	Paquet	Burst
Utilisation de la bande passante	bas	élevé	élevé
Besoin de mémoires tampon	non	oui	non
Complexité	bas	élevé	modéré

TAB. 2.1 – Comparaison des techniques de commutation

sation de la bande passante, qui est un facteur très important dans les réseaux actuels. Cette bande passante est bien exploitée dans la commutation de paquets. Cependant, le degré de complexité de cette technique est élevé à cause de la conversion de chaque paquet du domaine optique au domaine électrique et du traitement qu'il doit subir à chaque nœud intermédiaire. Cela explique aussi la nécessité des mémoires tampon.

La commutation de bursts apparaît donc comme une technique prometteuse, d'une part parce qu'elle exploite mieux la bande passante offerte et d'autre part parce qu'elle est de moindre degré de complexité par rapport à l'OPS et ne nécessite pas de mémoires tampon à chaque nœud intermédiaire.

Chapitre 3

Commutation optique des bursts

3.1 Définitions

OBS (Optical Burst Switching) est une technique de commutation de données dans les réseaux tout optiques. Cette technique se situe entre la commutation optique de paquets (OPS-Optical Packet Switching) et la commutation de circuits décrites précédemment. L'idée fondamentale de cette nouvelle technique est de prendre en compte les avantages de ces deux techniques, avec le but de construire une technique de commutation plus performante en termes d'utilisation de la bande passante et de la qualité de service offerte. Le but de l' OBS est :

- d'améliorer l'utilisation de la très grande bande passante disponible sur les fibres optiques et qui est mal utilisée (peu utilisée) dans la commutation de circuits ;
- de diminuer voire éliminer la taille des mémoires tampon (buffers) qui sont nécessaires (et énormes) dans le cas de l'OPS ;

- de diminuer le temps dû au traitement des paquets.

Dans le contexte OBS, les données transportées ont deux composantes qui sont : le burst, qui est une agrégation de plusieurs paquets de données, et l'entête qui contient toutes les informations nécessaires à l'acheminement du burst. Les

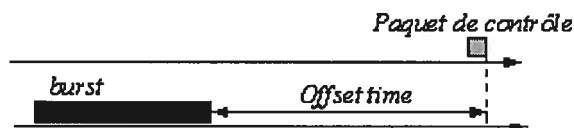


FIG. 3.1 – Offset time

données et l'entête des bursts sont utilisées comme suit : l'entête (paquet de contrôle) du burst est envoyé en éclaireur pendant tout le chemin (O,D) de l'origine O à la destination D, possiblement sur la même longueur d'onde que les données ou sinon sur une longueur d'onde réservée aux paquets de contrôle. La partie des données du burst suit l'entête après un intervalle de temps paramétrable appelé «offset time». L'idée est que l'entête arrivera dans les nœuds (commutateurs) intermédiaires avant le burst, permettant ainsi aux commutateurs de traiter les informations de l'entête et d'établir les configurations à temps avant l'arrivée du burst de données. De cette façon, le burst optique de données peut être acheminé dans le réseau optique sans conversion O/E/O. Le délai initial entre l'entête et les données augmente avec le nombre de routeurs que l'entête doit traverser tout au long du chemin et avec le temps de traitement de l'entête à chaque nœud. De plus, ce délai dépend de la classe du service à laquelle le burst appartient. On va utiliser le paramètre d'offset pour distinguer différentes classes de services.

L'entête (paquet de contrôle) contient toutes les informations du burst qui sont nécessaires à son acheminement :

- destination ;

- taille du burst (ici la taille peut être interprétée comme la durée d'occupation d'une longueur d'onde);
- le temps résiduel (qui est le temps entre l'arrivée ou le départ de l'en-tête et l'arrivée du burst);
- la longueur d'onde du burst.

3.2 Assemblage des bursts

L'assemblage des bursts se fait dans les nœuds de bord, à partir des paquets électroniques [24]. Chaque nœud de bord possède des mémoires tampons pour stocker les paquets pour ensuite les assembler dans des bursts (figure 3.2). L'agrégation des paquets se fait selon leur destination et leur qualité de service. Il

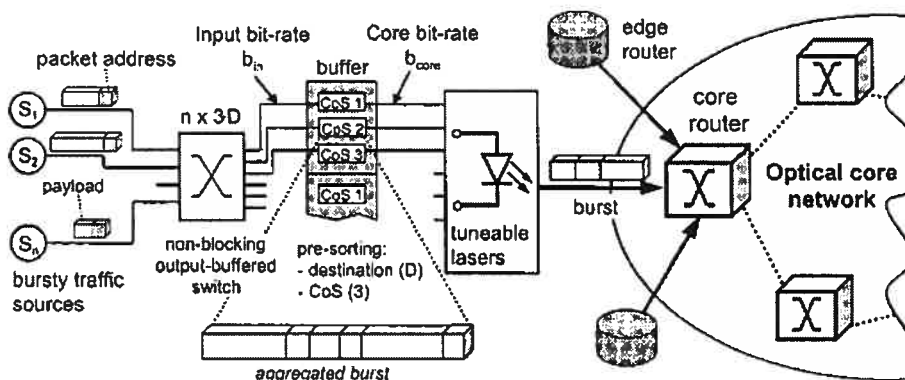


FIG. 3.2 – Assemblage des bursts (schéma extrait de[4]).

existe donc, pour chaque destination, autant de mémoires tampons que de classes de service (figure 3.2). Dans une opération inverse, la destination désassemble les bursts dans des paquets.

Chaque nœud du réseau optique s'occupe de l'acheminement des bursts selon leurs destinations.

Qiao *et al.* [6] ont proposé différents algorithmes d'assemblage des bursts dans les nœuds de bord que nous énumérons brièvement ci-dessous.

- Algorithme avec une période d'assemblage fixe : c'est un algorithme simple et qui consiste en (i) l'assemblage, dans un même burst, des paquets qui ont la même destination et qui arrivent pendant un intervalle de temps T fixe, et (ii) la génération du paquet de contrôle correspondant. Cet algorithme ne tient pas compte de l'intensité du trafic et donc les longueurs des bursts peuvent varier de manière importante.
- Algorithme avec période d'assemblage adaptative : la différence avec le premier algorithme est que l'intervalle de temps T de chaque mémoire tampon varie selon la longueur du burst précédent et donc selon l'intensité du trafic.
- Algorithme MBMAP (Min-BurstLength-Max-Assembly-Period) : dans cet algorithme, on fixe une valeur LMB qui est la longueur minimum des bursts et une autre valeur PMA qui est la période maximale d'assemblage d'un burst. Le paquet de contrôle est généré dès que la longueur minimale du burst est atteinte ou que la période d'assemblage maximale est écoulée. Le calcul des deux valeurs LMB et PMA est expliqué dans le document [6].

3.3 Qualité de service

Pour augmenter la qualité de service pour une classe de service donnée, on ajoute un délai supplémentaire à l'*offset time* avant d'envoyer le burst, appelé «*extra offset time*» [16]. Ce délai est ajouté aux classes qui ont une plus grande priorité (QoS) pour réduire leur probabilité de blocage. Ainsi, pour une classe qui a une plus grande priorité et donc un plus grand *extra offset time*, les bursts

de cette classe auront une plus grande probabilité de trouver un chemin. Comme illustré dans la figure 3.3, considérons deux bursts b_1 et b_2 qui veulent emprunter

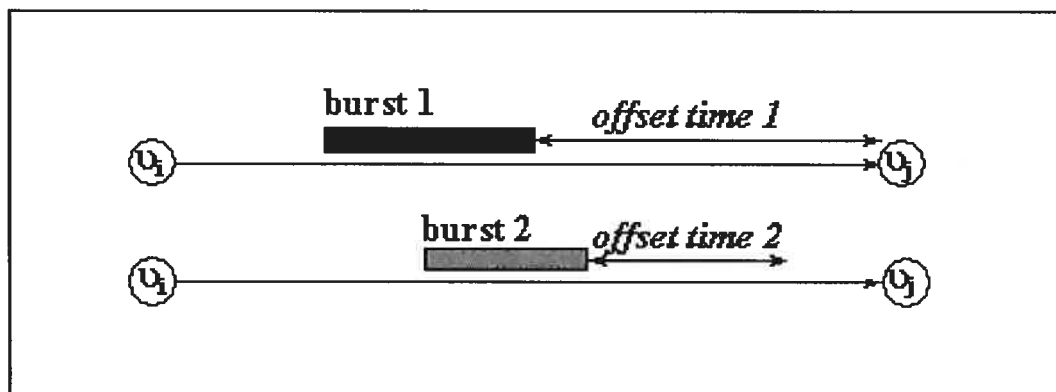


FIG. 3.3 – Qualité de service.

le même lien à la sortie du nœud v_j . L'entête du burst b_1 arrive au nœud v_j avant l'entête du burst b_2 , et va donc réserver la longueur d'onde, même si le burst b_2 arrive avant le burst b_1 .

Parmi les difficultés qui ont été identifiées [8], on retrouve :

- un délai bout-en-bout plus grand ; si *diff* est la différence entre deux *extra offset time* de deux classes de services (CdS) adjacentes, et que l'on a n CdS, donc l'*extra offset time* le plus grand sera égal à $(n - 1) \times diff$;
- les bursts ayant une plus grande priorité auront le privilège d'utiliser le lien, et donc coupent la capacité de ce lien en plusieurs intervalles libres. En conséquence, un burst de petite taille d'une classe inférieure aura plus de chance d'être inséré qu'un burst de la même classe mais qui a une taille plus grande.

3.4 Réserveation de ressources

La majorité des systèmes qui ont été proposés pour l'OBS parle d'une réserveation unidirectionnelle des ressources (*one pass reservation*) (Qiao et Yoo [17] [18]), soit d'une réserveation telle que l'on n'a pas besoin d'attendre une confirmation (*acknowledgment*) pour commencer à transmettre les données. Un paquet de contrôle est envoyé avant le burst pour indiquer au différents nœuds intermédiaires l'arrivée imminente du burst et réserver les ressources nécessaires à la transmission de ce burst.

Bayvel et Düser [4] ont proposé une réserveation de bout-en-bout (c'est-à-dire à deux passes) dans laquelle on envoie le paquet de contrôle pour faire savoir au nœuds intermédiaires notre intention de transmettre un burst de données. La transmission du burst ne commence que si on reçoit une confirmation de transmission (*acknowledgment*), mais dans ce cas, les délais sont plus importants.

3.5 Juste à temps (JIT : Just-In-Time)

C'est une approche de signalisation pour réserver une longueur d'onde pour un burst donné. Cette approche utilise la réserveation unidirectionnelle des ressources et consiste en l'envoi, avant le départ du burst, d'un signal SETUP de réserveation de longueur d'onde [26]. Le burst est suivi d'un signal RELEASE pour indiquer la fin du burst. La longueur d'onde est réservée pour une période p (voir la figure 3.4), c'est-à-dire après un temps t du moment où le message SETUP arrive jusqu'à l'arrivée du message RELEASE, où t représente le temps de traitement du message SETUP.

Quatre variantes de réserveation de la longueur d'onde pour un burst b ont été

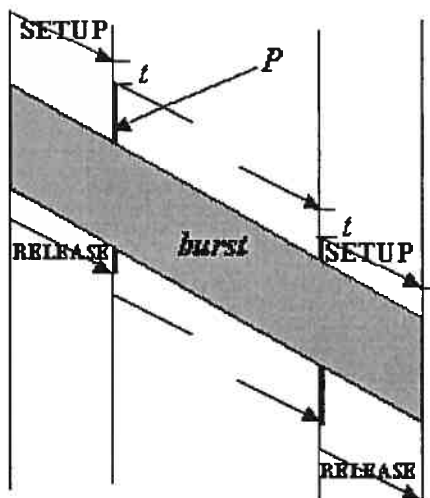


FIG. 3.4 – Réserve des longueurs d'ondes dans JIT

proposées et discutées dans la littérature pour le JIT [3] que nous reprenons brièvement ci-dessous.

1. SETUP explicite et RELEASE explicite : la longueur d'onde est réservée pour le burst b après l'arrivée du message SETUP jusqu'à ce que le message RELEASE arrive.
2. SETUP explicite et RELEASE estimé : le message SETUP contient la durée du burst b . Dans cette variante on n'a pas besoin d'un message RELEASE, la longueur d'onde est réservée après l'arrivée du message SETUP et pour une période estimée en tenant compte de l'arrivée du message SETUP et de la durée du burst.
3. SETUP estimé et RELEASE explicite : la longueur d'onde n'est pas réservée immédiatement après l'arrivée du message SETUP, mais du moment estimé de l'arrivée du burst jusqu'à l'arrivée du message RELEASE.
4. SETUP estimé et RELEASE estimé : les deux moments de l'arrivée et de la fin du burst sont estimés en tenant compte des informations contenues dans le message SETUP, le message RELEASE n'est donc pas nécessaire.

Les variantes où on estime la date d'arrivée ou la fin du burst donnent des meilleurs taux de blocage dans le réseau mais la complexité des traitements dans les commutateurs devient plus grande [3].

3.6 Juste assez de temps (JET : Just-Enough-Time)

La stratégie juste assez de temps JET est une variante de la stratégie JIT où on utilise certaines informations pour prévoir l'arrivée et la fin du burst.

L'intervalle où la longueur d'onde est réservée commence au moment de l'arrivée du burst et se termine à la fin du burst, et donc un signal RELEASE n'est pas nécessaire.

La source envoie le burst de données après un délai offset T de l'envoi du paquet de contrôle. Soit t le temps encouru par le paquet de contrôle à chaque nœud

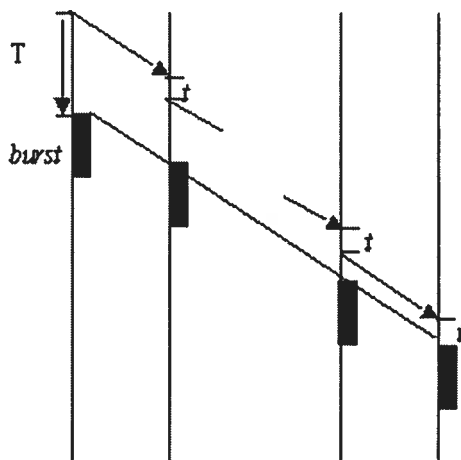


FIG. 3.5 – Réserve des longueurs d'ondes dans JET

intermédiaire. Si on a n nœuds intermédiaires, il faut que $T \geq n \times t$ [18] pour que

le paquet de contrôle ne soit pas rattrapé par le burst. Cela qui permet au burst de passer à travers tout le chemin sans avoir besoin de mémoires tampons aux nœuds intermédiaires [13]. La longueur d'onde est réservée de l'instant estimé t_2

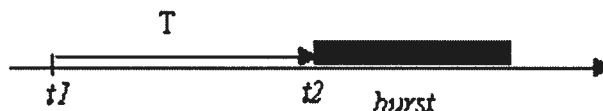


FIG. 3.6 – Réserveation retardée

de l'arrivée du burst (au lieu de l'instant t_1 de l'arrivée du paquet de contrôle) comme illustré dans la figure 3.6, et sera libérée après une durée égale à la durée du burst telle qu'indiquée par le paquet de contrôle. Cette caractéristique est appelée *réserveation retardée (Delayed Reservation)*.

Cette caractéristique permet d'avoir la longueur d'onde libre de t_1 jusqu'à t_2 , qui peut être alors utilisée par un autre burst. Son inconvénient est la complexité de traitement dans les commutateurs pour calculer les moments exacts d'arrivée et de fin du burst.

3.7 Architecture du réseau

Dans la commutation de bursts, le réseau est constitué essentiellement de deux types de nœuds : les nœuds de bord (edge nodes) et les nœuds du réseau optique (core nodes).

Pour simplifier la présentation, on utilisera le terme nœud optique pour désigner un nœud du réseau optique (core node), et on va appeler nœud d'accès, un nœud optique qui est relié directement avec un nœud de bord, mais il reste que l'appellation nœud optique inclut aussi les nœuds d'accès.

Les paquets de données arrivent au nœud de bord de différentes sources, et seront

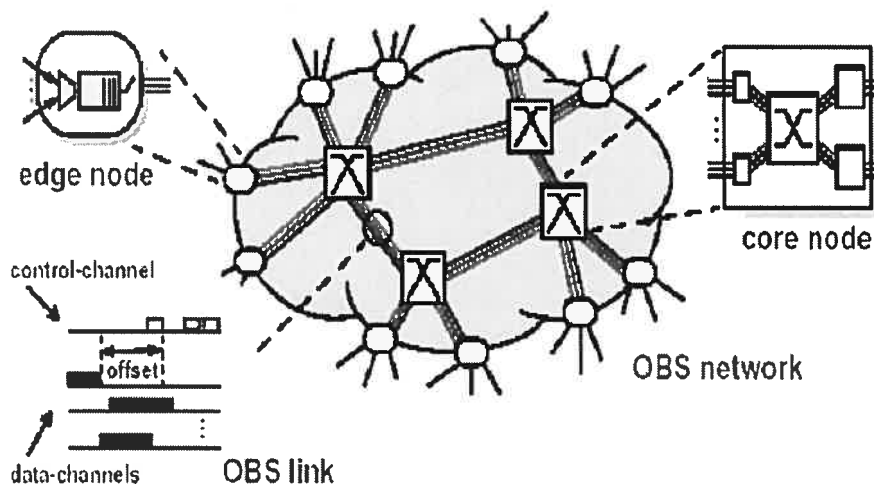


FIG. 3.7 – Structure du réseau global (figure extraite de [11])

agregés, selon leur destination et leur QoS, dans des bursts de tailles différentes, et ce dans des mémoires tampons séparées, une mémoire tampon pour chaque qualité de service de chaque destination, comme le montre la figure 3.2. Ensuite le paquet de contrôle de chaque burst est envoyé, dans le réseau optique (voir la figure 3.7 pour une illustration), pour réserver les ressources nécessaires à la transmission du burst tout au long du chemin. Le paquet de contrôle est envoyé sur une longueur d'onde réservée aux paquets de contrôle. Le burst sera transmis ensuite dans le domaine optique d'un bout à l'autre du réseau.

Dans l'OBS, on s'occupe de l'assemblage du burst et de son acheminement dans le réseau optique jusqu'au nœud de bord, sans se préoccuper ni des paquets avant leur agrégation ni après le désassemblage du burst à son arrivée à l'autre nœud de bord.

On appelle, dans le reste du mémoire, origine O : le nœud de bord où le burst

est assemblé, et on appelle destination D : le nœud de bord où le burst est désassemblé.

3.7.1 Nœud de bord

Assembleur/Désassembleur

Le rôle de cet équipement est de former des bursts de données à partir des paquets qui arrivent de différentes sources de trafic, ces paquets appartiennent à différentes classes de service et vont vers différentes destinations. Chaque burst contient des paquets qui appartiennent à la même classe de service et qui vont vers la même destination.

Le désassembleur, quant à lui, s'occupe de décomposer le burst qu'il reçoit en des paquets qui seront ensuite acheminés vers leurs destinations respectives en dehors du réseau optique.

Convertisseur E/O

Son rôle est de convertir un signal électrique en un signal optique, autrement dit, de recevoir les données sous forme électrique et les faire sortir sous forme lumineuse, prêtes à être transportées par une fibre optique. Inversement, le convertisseur O/E, convertit un signal optique en un signal électrique.

Multiplexeur/Démultiplexeur

Une fois les données transformées en signaux lumineux différents, le rôle du multiplexeur est de regrouper ces signaux dans une même fibre, autrement dit, mettre en œuvre le WDM précédemment décrit.

3.7.2 Nœud optique

Commutateur optique

Le rôle de cet équipement est de commuter les bursts ; le burst entre sur un port d'entrée et le commutateur fait le nécessaire pour que le burst sorte sur un port de sortie donné.

Lien optique

Les liens du réseau sont des fibres optiques de très haute capacité. Le multiplexage des données se fait par la technique WDM (ou DWDM), et donc plusieurs longueurs d'ondes sont transportées sur une même fibre du réseau.

3.8 Problème de contention

3.8.1 Définition

Le problème majeur dans la technique de commutation OBS est la perte des bursts dans les nœuds intermédiaires, à cause de la contention entre ces bursts. La contention se produit lorsque deux ou plusieurs bursts qui arrivent à un nœud

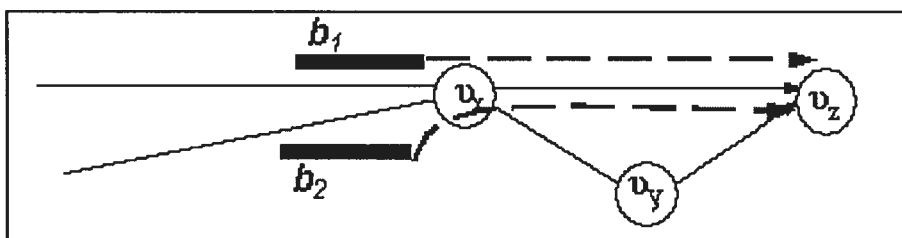


FIG. 3.8 – Contention de deux bursts sur un lien

intermédiaire, et qui sont sur la même longueur d'onde λ , veulent utiliser le même lien de sortie et donc la même longueur d'onde λ de la même fibre, ce qui est impossible.

Soit $B_\lambda = \{b_1, b_2, \dots, b_n\}$ l'ensemble des bursts qui arrivent au nœud v_x , sur la longueur d'onde λ , pendant un intervalle de temps $[t, t+\Delta t]$ et qui empruntent le même lien $v_x - v_z$. On a contention si la valeur $C > 0$ telle que :

$$\forall b_i, b_j \in B_\lambda \text{ tels que } \text{début}(b_i) < \text{début}(b_j) \quad C = \text{fin}(b_i) - \text{début}(b_j).$$

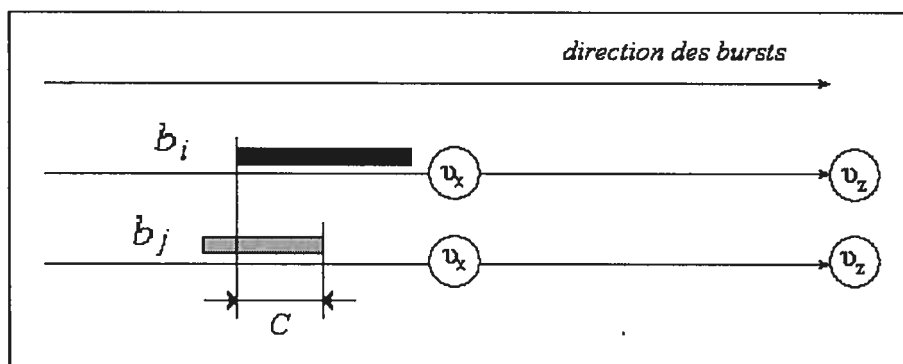


FIG. 3.9 – Contention

3.8.2 Exemple

Pour bien illustrer le problème de la contention, donnons un exemple et supposons qu'en cas de contention impliquant deux bursts, l'un d'eux sera perdu. Dans cet exemple on va suivre un burst au cours de son chemin, avant d'être perdu dans un nœud intermédiaire à cause de la contention.

Considérons le réseau représenté ci-dessous sur la figure 3.10.

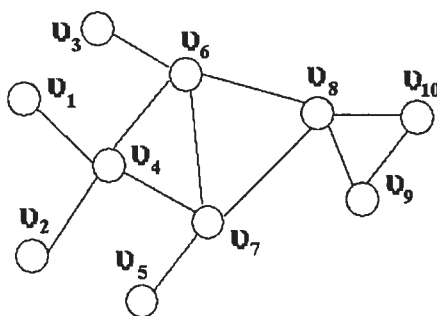


FIG. 3.10 – Exemple de réseau

On considère quatre bursts b_1 , b_2 , b_3 et b_4 , qui sont sur la même longueur d'onde et tels que leurs chemins par défaut sont :

- pour le burst b_1 : $v_1 - v_4 - v_7 - v_8 - v_{10}$,
- pour le burst b_2 : $v_2 - v_4 - v_7 - v_8 - v_{10}$,

- pour le burst b_3 : $v_5 - v_7 - v_8 - v_{10}$,
- pour le burst b_4 : $v_3 - v_6 - v_8 - v_{10}$.

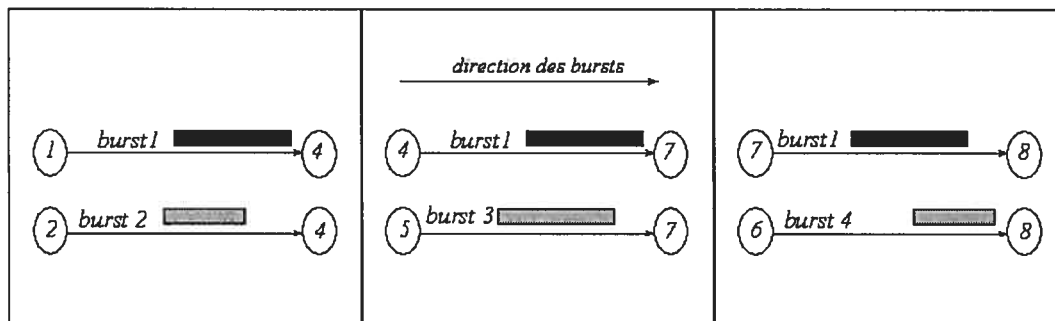


FIG. 3.11 – Illustration de la contention

On va suivre le parcours du burst b_1 dans le réseau, avec les hypothèses sur le début et la fin des bursts b_i $i=1, 2, 3, 4$ telles que représentées sur la figure 3.11 :

- le burst b_1 est en contention au niveau du nœud v_4 avec le burst b_2 , sur le lien $v_4 - v_7$; le burst b_2 est perdu car il arrive au nœud v_4 après le burst b_1 ;
- le burst b_1 est en contention au niveau du nœud v_7 avec le burst b_3 , sur le lien $v_7 - v_8$; le burst b_3 est perdu car il arrive au nœud v_7 après le burst b_1 ;
- le burst b_1 est en contention au niveau du nœud v_8 avec le burst b_4 , sur le lien $v_8 - v_{10}$; le burst b_1 est perdu car il arrive au nœud v_8 après le burst b_4 .

Le burst b_1 est perdu et a causé les problèmes suivants :

- la perte des bursts b_2 et b_3 , c'est-à-dire la moitié des bursts dans le réseau ;
- un gaspillage de la bande passante du chemin $v_1 - v_4 - v_7 - v_8$ qu'il occupait.

3.9 Solutions à la contention

Plusieurs stratégies ont été proposées pour résoudre le problème de la contention. Selon la classification proposée par, e.g, Gauger [11], trois directions sont exploitées que nous décrivons ci-dessous.

- Temps : en retardant le burst par l'utilisation des lignes à retardement.
- Espace : en défléchissant un burst vers un autre chemin.
- Longueur d'onde : en utilisant la conversion d'une longueur d'onde à une autre.

3.9.1 Utilisation des lignes à retardement (FDL)

Un des buts de l'OBS est de transmettre les données de bout en bout dans le domaine optique, c'est-à-dire sans conversion O/E/O, d'où la nécessité de trouver l'équivalent des mémoires tampons dans le domaine optique. Malheureusement, la technologie actuelle n'a pas de solution technologique, excepté un moyen de stockage des données pour une durée fixe. Le mot stockage est un peu optimiste, car il ne s'agit en réalité que d'un moyen de retardement. Ce moyen est ce qu'on appelle la ligne à retardement (Fiber Delay Line), qui est une fibre, ses deux extrémités raccordées au même nœud. En cas de contention entre deux bursts, au lieu de laisser tomber un d'entre eux, on le tempore en l'envoyant à cette ligne de retardement. Mais quelques problèmes se posent :

- une fois le burst mis sur cette ligne, on ne peut pas le récupérer dès que le lien qu'il devait prendre est libre car il doit parcourir toute la ligne ;
- une ligne de 200 km peut retarder seulement de 1 ms [5].

Différents auteurs se sont intéressés à cette technique, on peut citer parmi eux Chi *et al.* [9] qui ont proposé de mettre à chaque nœud un ensemble de FDLs partagé par tous les ports de sortie du nœud, chaque FDL est de longueur différente et multiple d'une certaine valeur D . Si un burst b est en contention, il sera envoyé sur une des FDLs selon la valeur $t_\ell - t_a$, t_a et t_ℓ sont respectivement le temps d'arrivée du burst b et le moment où le port de sortie sera libre.

Gauger [12] s'est également intéressé au problème de dimensionnement des FDLs dans les nœuds. Il a étudié le choix des paramètres des FDLs tels que le délai de chaque FDL, le choix d'architecture et le nombre total de FDLs dans chaque nœud, et l'impact de ces paramètres sur la probabilité de perte.

3.9.2 Conversion de longueur d'onde

Cette stratégie consiste, en cas de contention entre deux bursts sur une longueur d'onde λ_i d'un lien, à envoyer les deux bursts sur le même lien mais sur deux longueurs d'ondes différentes, et donc un des bursts sera envoyé sur λ_i et l'autre sur une autre longueur d'onde $\lambda_j \neq \lambda_i$.

Différents auteurs se sont intéressés à cette technique, parmi eux citons Turner et Ramamirtham [21]. Ils ont étudié deux types de commutateurs convertisseurs de longueurs d'onde, le premier peut avoir d fibres en entrée et d fibres en sortie chacune a W longueurs d'onde. Il peut convertir des données de n'importe quelle longueur d'onde d'une fibre d'entrée vers n'importe quelle autre longueur d'onde d'une fibre de sortie. L'inconvénient de ce type de commutateurs est le prix élevé et la consommation gourmande en énergie. Le deuxième type de commutateurs est un commutateur proposé surtout pour réduire le coût et l'énergie mais qui

présente un certain pourcentage de blocage (il ne peut pas router plus que 87 % des données routées par le premier type).

Gauger [11] a étudié la conversion partielle de longueurs d'onde en combinaison avec l'utilisation des FDLs. À chaque nœud on a d fibres en entrée et d fibres en sortie, chacune avec W longueurs d'onde. Pour tous ces canaux ($d \times W$) on a seulement $N_c < d \times W$ convertisseurs de longueur d'onde, donc on ne peut convertir que N_c bursts à la fois.

3.9.3 Routage par déflexion

Si on a contention entre deux bursts sur la même longueur d'onde d'un lien donné, la déflexion consiste en l'envoi de l'un de ces bursts sur un autre lien alternatif au lieu de le laisser tomber. Dans l'exemple précédent (figure 3.11), en appliquant la déflexion, pour résoudre la contention entre les bursts b_1 et b_2 , par exemple, au niveau du nœud v_4 , le burst b_2 sera envoyé vers le lien alternatif $v_4 - v_6$, ce qui va permettre de le sauver.

Chen *et al.* [7] ont proposé d'introduire un paramètre p ($0 \leq p \leq 1$) appelé probabilité de déflexion. Si la charge du trafic dans le réseau est basse, la déflexion est appliquée sur 100 % ($p=1$) des bursts en contention. Par contre, si la charge du trafic est très élevée, la valeur de p sera égale à 0, c'est-à-dire qu'on va laisser tomber tous les bursts qui seront en contention. La valeur de p est variable entre 0 et 1 selon les statistiques recueillies du réseau. Dans leurs expériences, Qiao *et al.* [7] ont expérimenté cette technique seulement sur réseau réduit à un nœud, mais les résultats préliminaires ont montré que pour une charge de trafic égale à 0,15, la probabilité de perte varie de 0,13 quand $p = 0$ à 0,035 quand $p = 1$.

Zalesky *et al.* [28] ont réalisé une étude comparative entre la déflexion et la conversion partielle de longueurs d'onde (conversion d'un burst qui est sur la longueur d'onde λ_i vers $\lambda_j \in N_i$ telle que $N_i \subset W$, W est l'ensemble des longueurs d'ondes de la fibre). Cette étude a été faite sur le réseau NSFNet, et a démontré que la déflexion donne de meilleurs résultats que la conversion partielle de longueurs d'onde.

Dans leur étude, Kim *et al.* [15] ont proposé un algorithme de routage par déflexion. Ils considèrent que la table de routage de chaque nœud contient deux chemins différents pour chaque destination, un chemin par défaut et un autre alternatif. Leur simulation est faite sur un réseau de type Manhattan (4×4), et ils ont considéré seulement une longueur d'onde pour chaque lien. Les résultats de simulation ont démontré que la probabilité de perte diminue de 10 et de 2 fois quand le taux de trafic est respectivement de 0,1 et 0,9.

Un nouveau protocole de routage par déflexion a été proposé par Wang *et al.* [25]. Dans ce protocole, deux fonctions ont été introduites :

- la fonction *Sender Check* qui contient deux points. La source n'émet un burst que si le lien par défaut est libre, sinon il fait appel à la fonction *Sender Retransmission*. Si au cours de son chemin, le burst a été défléchi et revient vers sa source, cette dernière ne doit pas essayer de le défléchir.
- la fonction *Sender Retransmission*, si la source essaye d'envoyer un burst et que le lien par défaut n'est pas libre, la source doit essayer de retransmettre le burst après un certain temps pour lequel les auteurs proposent une méthode de calcul.

Des simulations ont été faites sur des réseaux de type Manhattan avec 4×4 et 16×16 nœuds. Des résultats, qui représentent la probabilité de perte en fonction du taux de trafic avant et après l'ajout des deux nouvelles fonctions du protocole,

ont montré une baisse de la probabilité de perte après l'ajout de ces fonctions et surtout quand le trafic est bas, cette probabilité passe, par exemple, de 0,01 à 0,0025 si le taux de trafic est égal à 0,1.

Tanida *et al.* [20] ont proposé un algorithme de routage basé sur le renvoi d'un signal, aux nœuds précédents, en cas de contention. Pour cela, ils ont proposé un protocole de signalisation basé sur l'état de congestion des liens (lien congestionné si son taux d'utilisation est supérieur à une certaine valeur d). Des résultats de simulation, sur un réseau grille de 4×4 nœuds, ont été présentés montrant que la meilleure valeur de d est 0,6 et la probabilité de perte dans ce cas est jusqu'à 10 fois moins que si on a pas de signalisation.

Dans le document [13], Hsu *et al.* ont étudié le problème de l'insuffisance de l'*offset time* lors de la déflexion. Les solutions proposées sont l'ajout d'un temps supplémentaire *extra offset time* avant d'envoyer le burst et l'ajout des FDLs dans les nœuds optiques (N FDLs dans chaque nœud) pour retarder le burst qui rattrape son paquet de contrôle. Pour la deuxième solution, plusieurs variantes ont été proposées pour décider à quel nœud le burst sera retardé (mis dans le FDL). La simulation a été faite sur le réseau Arpanet-2, et les résultats ont démontré, entre autres, que la probabilité de blocage passe de 0,05 quand $N = 1$ à 0,007 pour $N = 3$, mais que cette probabilité reste stable pour $N \geq 3$.

Aucune étude systématique n'a été faite encore sur les différents critères de choix d'une route alternative dans un contexte de déflexion en présence de contention entre plusieurs bursts. C'est l'un des points que nous allons étudier dans ce mémoire.

3.9.4 Combinaison des stratégies

Une combinaison de deux stratégies ou plus est possible pour résoudre le problème de contention entre bursts. Parmi les auteurs qui se sont intéressés à la combinaison des stratégies, citons Gauger [11] qui a étudié la combinaison de l'utilisation des lignes à retardement et la conversion des longueurs d'onde.

Chen *et al.* [7] et Zalesky *et al.* [28] ont étudié la combinaison de la conversion des longueurs d'onde et la déflexion, et les résultats sont meilleurs que si on utilise une des stratégies toute seule.

Une autre stratégie de résolution de contention a été proposée par Vokkarane et

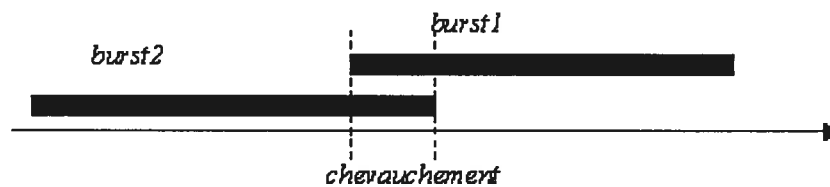


FIG. 3.12 – Chevauchement entre bursts

Jue [23]. Cette stratégie est la segmentation des bursts. Chaque burst est divisé en plusieurs segments, et en cas de contention entre deux bursts, au lieu de laisser tomber tout le burst, on va laisser tomber seulement la partie (les segments) qui se chevauche avec l'autre burst (figure 3.12). Cette étude a examiné les points suivants :

- la partie qu'on va laisser tomber est la queue du burst b_1 et non la tête du burst b_2 , car en cas de retransmission de la partie qu'on a laissé tomber, les données vont arriver à destination dans l'ordre ;

- combinaison de la segmentation avec la déflexion, dans laquelle où, au lieu de laisser tomber la queue du burst b_1 , on peut défléchir tout le burst b_2 ou la queue du burst b_1 .
- plusieurs stratégies pour choisir quel burst segmenter ou défléchir.

Chapitre 4

Nouvelles Stratégies de gestion des réseaux OBS

4.1 Routage par déflexion

4.1.1 Choix de la stratégie

La déflexion est une stratégie de résolution de contention entre bursts dans un nœud du réseau optique, et qui consiste à envoyer des bursts sur des liens alternatifs. Cette stratégie est simple à mettre en œuvre car elle ne nécessite pas l'ajout d'autres composantes telles que des fibres optiques, comme c'est le cas pour la stratégie de résolution par l'utilisation de FDLs, ou de convertisseurs comme dans le cas de la résolution par conversion de longueur d'onde. Malgré sa simplicité, les gains enregistrés en termes du nombre de bursts sauvés par

cette technique sont considérables. Dans l'exemple de la figure 3.11 du chapitre précédent (page 30), la déflexion a pour effet de :

- permettre au burst b_1 d'atteindre sa destination en le défléchissant vers le nœud v_9 ;
- sauver le burst b_2 , par une déflexion vers le lien v_4-v_6 ;
- sauver le burst b_3 en le défléchissant vers le lien v_7-v_6 , par exemple.

Et donc, la déflexion a permis de sauver tous les bursts qui auraient été perdus sinon.

Dans ce projet, on va étudier cette technique en profondeur et résoudre certains problèmes :

- quel lien alternatif faut-il choisir pour défléchir et pourquoi ?
- quel impact a la topologie du réseau sur l'effet de la déflexion ?
- quels sont les points du réseau qui créent le plus de problèmes ? et que faut-il faire pour résoudre ces problèmes ?
- quel est le seuil du trafic où la déflexion devient non rentable ?
- est-ce avantageux de permettre à un burst de revenir en arrière ou non ? ...
etc.

4.1.2 Stratégies de déflexion

Le nœud intermédiaire décide, selon la destination du burst, de le router sur le chemin le plus court, qu'on va appeler le chemin initial, et donc choisit le prochain nœud par lequel transite le burst. Si on a deux plus courts chemins égaux, le chemin choisi est celui qui a le degré de connectivité le plus élevé, un tel chemin est appelé dans le reste du mémoire, le plus court chemin.

Si la longueur d'onde du lien choisi, correspondante à celle du burst, est occupée

par un autre burst, c'est-à-dire qu'il y a contention sur cette longueur d'onde, alors on va choisir un chemin alternatif sur lequel on va défléchir le burst. Nous proposons trois stratégies différentes pour choisir ce chemin, que nous étudions en détail dans le reste du mémoire, et que nous décrivons ci-dessous.

Le plus court chemin PCC

Si la longueur d'onde du lien initial est occupée, le chemin choisi est le plus court parmi les chemins alternatifs possibles, et si celui là est aussi occupé, on choisi le deuxième plus court chemin et ainsi de suite.

Le principe de choix de cette stratégie est le suivant : étant donné que la contention ne se produit qu'au port de sortie d'un nœud, alors plus le nombre de liens dans le chemin que doit parcourir le burst est petit, plus la possibilité qu'il soit en contention avec d'autres bursts est réduite, et cette possibilité augmente avec chaque lien ajouté au chemin du burst.

Si la destination du burst b est le nœud v_6 , le chemin initial est $v_1-v_5-v_6$ (le

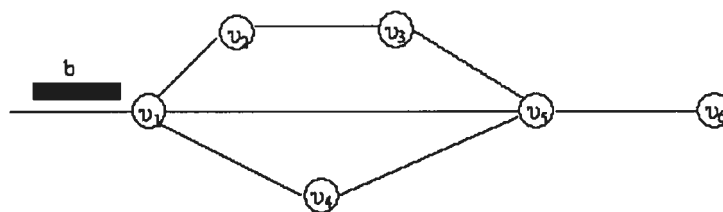


FIG. 4.1 – Plus court chemin

plus court chemin), et si la longueur d'onde du lien v_1-v_5 est occupée au moment de l'arrivée du burst b , le chemin choisi est le plus court parmi les chemins alternatifs, c'est-à-dire le chemin $v_1-v_4-v_5-v_6$.

LAUC-VF

LAUC-VF (Latest Available Unused Channel with Void Filling) est une méthode proposée initialement pour choisir une longueur d'onde pour un burst [27]. Son principe est de mettre le burst sur une longueur d'onde de telle façon à ce que ce burst soit le plus près possible d'un autre burst qui est déjà passé.

Le choix de cette technique repose sur l'idée suivante : en rapprochant les bursts les uns des autres, on va éviter de couper un grand espace libre en des petits espaces et on va laisser plus d'opportunités aux prochains bursts d'être insérés.

Soit le réseau de la figure 4.2, avec un burst b arrivant au nœud v_1 sur la longueur

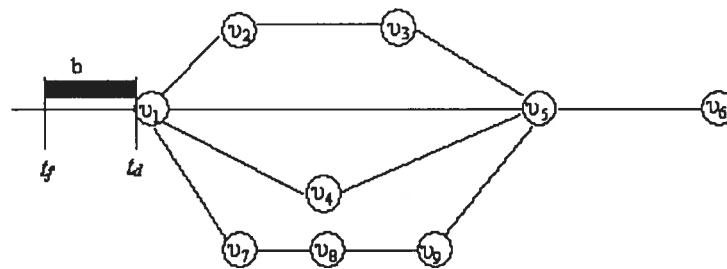


FIG. 4.2 – LAUC-VF

d'onde λ . Si λ n'est pas disponible sur le lien initial v_1-v_5 , on regarde la situation pour λ sur les liens alternatifs v_1-v_2 , v_1-v_4 et v_1-v_7 comme décrite sur la figure 4.3. Soit t_d la date de début du burst qu'on veut placer et t_f sa date de fin ; t_1 , t_2 et t_3 sont les dates de fin des derniers bursts qui sont déjà passés sur la longueur d'onde λ des liens v_1-v_2 , v_1-v_4 et v_1-v_7 respectivement ; t'_1 , t'_2 et t'_3 sont les dates de début des prochains bursts qui vont arriver sur la longueur d'onde λ des liens v_1-v_2 , v_1-v_4 et v_1-v_7 respectivement. le choix de la longueur d'onde pour placer le burst b en utilisant la stratégie LAUC-VF consiste à :

- choisir d'abord les liens où on peut mettre le burst. On dit qu'on peut mettre le burst b sur le lien v_x-v_y si $t'_j - t_f > 0$ et $t_d - t_j > 0$ où t'_j et t_j sont

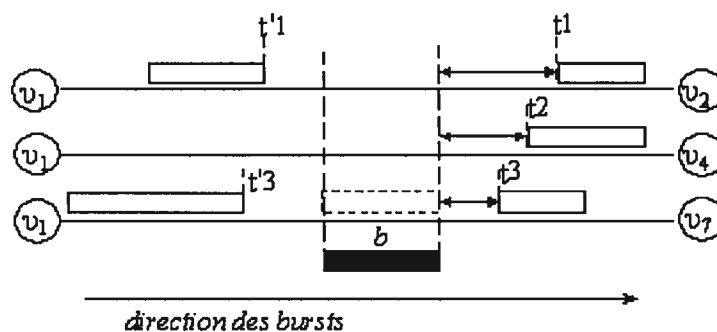


FIG. 4.3 – Choix d'une longueur d'onde

la date du début du prochain burst sur la longueur d'onde λ du lien v_x-v_y et la date de la fin du burst précédent sur la longueur d'onde λ du lien v_x-v_y respectivement. C'est le cas pour les trois liens de notre exemple car les valeurs de $t'_1 - t_f$, $t'_2 - t_f$ et $t'_3 - t_f$ sont positives (on prend $t'_2 = +\infty$), ainsi que les valeurs de $t_d - t'_1$, $t_d - t'_2$ et $t_d - t'_3$;

- parmi les liens possibles, on prend le lien qui a la plus petite valeur $t_d - t_j$, soit le lien v_1-v_7 dans notre exemple.

La longueur d'onde la moins utilisée LMU

Si la longueur d'onde λ du lien initial est occupée, le chemin de déflexions est choisi en regardant la même longueur d'onde λ (contrainte de continuité de longueur d'onde) mais sur des liens alternatifs. Le lien sur lequel la longueur d'onde est la moins utilisée, en termes de bande passante, sur un intervalle de temps donné sera choisie.

Le principe de choix de cette stratégie est le suivant : au lieu d'avoir quelques liens trop chargés, et donc la possibilité élevée d'y avoir des contentions, pendant que d'autres liens sont peu utilisés, on va essayer de répartir le trafic sur les liens

du réseau. Dans l'exemple de la figure 4.3, la longueur d'onde choisie sera celle du lien v_1-v_4 .

4.1.3 Contraintes et hypothèses de travail

1. **Limite sur le nombre maximum de déflexions NDmax** : pour s'assurer qu'un burst ne sera pas défléchi indéfiniment dans le réseau, et pour que l'information qu'il transporte soit utile pour la destination, on va imposer un nombre maximum de déflexions permises, noté NDmax, pour tous les bursts. Si un burst atteint ce nombre, il sera rejeté.
2. **Interdiction de déflexion lors de la sortie** : quand un burst arrive à un nœud d'accès, par exemple le nœud v_5 (figure 4.2), pour aller à une destination reliée à ce nœud (v_6), et qu'il trouve le lien de sortie occupé, alors on ne lui permet pas d'être défléchi vers un autre nœud optique et il est perdu. En effet, si on permet la déflexion, le burst a de fortes chances de participer à la congestion du réseau et de provoquer la perte d'autres bursts. De plus il sera probablement confronté à la même situation de contention quand il passera par le nœud d'accès où il a été défléchi.
3. **Permettre le retour en arrière**¹ : un lien entre deux nœuds optiques est constitué de deux fibres optiques, une pour chaque direction. Aussi le nombre de fibres qui entrent à un nœud donné est égal au nombre de fibres qui sortent de ce nœud.

Dans l'exemple de la figure 4.4, quand le burst b_3 arrive au nœud v_1 , il trouve que les deux liens partant de ce nœud sont occupés. Si on permet à b_3 de revenir en arrière, cela lui permet de survivre : il peut revenir au

¹Discussion avec Gérard Hébuterne, INT, France.

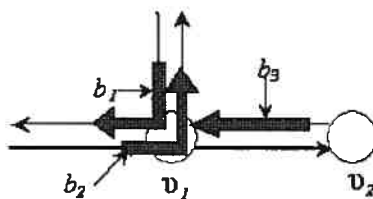


FIG. 4.4 – Exemple de trafic dans un nœud optique.

nœud v_2 . En conséquence, les seuls bursts qui seront perdus dans les nœuds optiques sont ceux qui ont atteint leur maximum de déflexions permises.

4.2 Gestion améliorée des nœuds d'accès

Dans le but d'éliminer tous les problèmes qui peuvent se poser à l'entrée ou à la sortie du réseau optique, nous avons implémenté des mécanismes pour améliorer l'accès au réseau optique. Ces mécanismes, qui sont l'ajout d'un nœud collecteur et l'ajout d'une deuxième fibre à la sortie, sont décrits ci-dessous.

4.2.1 Ajout d'un nœud collecteur

Deux facteurs importants peuvent provoquer la perte de bursts dans le nœud d'accès au réseau optique :

- la différence entre le nombre de liens entrant (à partir des nœuds de bord) et le nombre de liens sortant du nœud d'accès (vers les nœuds optiques) ;
- la différence de vitesse de transmission de données entre les fibres d'accès au réseau optique et les fibres du réseau optique peut provoquer de la congestion dans le nœud d'accès au réseau optique quand les bursts arrivent

sans que les bursts précédents ne soient complètement écoulés sur les fibres du réseau optique.

Le nœud collecteur, qui est une sorte de sceau percé (leaky bucket), est de synchroniser l'arrivée des bursts, qui viennent des nœuds de bord et qui ont le même nœud d'entrée sur le réseau optique (nœud d'accès).

La synchronisation se fait en tenant compte du nombre de liens optiques partant

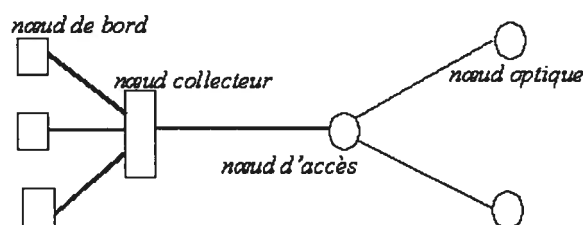


FIG. 4.5 – Nœud collecteur

du nœud d'entrée. Elle consiste à n'envoyer le burst b que lorsqu'on est assuré que lorsque b arrive au nœud d'accès, il trouvera au moins un lien partant de ce nœud non encore occupé par un des bursts qui l'ont précédés.

Considérons le burst b qui arrive sur la longueur d'onde λ .

Soit n_ℓ le nombre de liens partant du nœud d'accès.

Soit B_λ l'ensemble des $m_\lambda \leq n_\ell$ derniers bursts qui ont précédé le burst b sur la longueur d'onde λ .

Pour mettre en œuvre le processus de synchronisation, on doit mémoriser, pour chaque longueur d'onde λ , les tailles et les dates du début des m_λ bursts de l'ensemble B_λ .

Soient C_a la capacité du lien d'accès et C la capacité d'un lien du réseau optique.

Soit $minFin = \min_{b_i \in B_\lambda} \{(taille(b_i) \times C \div C_a) + debut(b_i)\}$, où $taille(b_i)$ et $debut(b_i)$ sont respectivement la longueur et la date du début du burst b_i .

Si $\text{début}(b) \geq \text{minFin}$, envoyer le burst b sans retard, sinon retarder l'envoi du burst b jusqu'à la date minFin .

4.2.2 Ajout des fibres à la sortie

La perte de bursts à un nœud d'accès v_1 lors de la sortie est dû à la différence entre le nombre de liens entrant (à partir des nœuds optiques) et le nombre de lien sortant vers le nœud de bord (voir la figure 4.6). Idéalement pour l'exemple

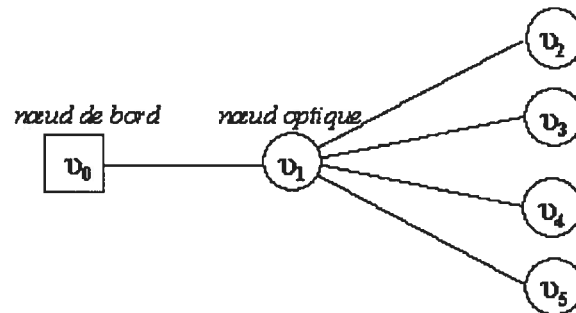


FIG. 4.6 – Différence entre le nombre de liens entrants et sortants

de la figure 4.6, on doit avoir quatre fibres à la sortie, c'est-à-dire de v_0 vers v_1 , pour s'assurer que tous les bursts arrivent à v_0 sans problème. À cause de la différence entre la capacité de transmission de la fibre qui relie le nœud de bord au nœud d'accès et la capacité de transmission des fibres qui relient les nœuds optiques entre eux, l'ajout d'un nombre de fibres inférieur à quatre, doit réduire le nombre de bursts perdus.

Chapitre 5

Simulations et expériences

5.1 Environnement de travail

Dans notre travail, on va étudier le problème de routage des bursts dans le réseau, c'est-à-dire, le traitement que doit subir le burst à chaque nœud de bord et à chaque nœud optique, selon les situations qu'il rencontre.

On considère que les bursts sont déjà assemblés, donc on ne va pas étudier le problème d'agrégation du trafic dans les nœuds de bord. Le rôle de ce type de nœuds est de décider sur quelle longueur d'onde on va mettre le burst, et aussi de l'envoyer à un nœud optique selon sa destination.

En cas de contention entre bursts, la seule stratégie qu'on va utiliser est la déflexion, et elle ne sera combinée avec aucune autre stratégie.

5.1.1 Le réseau

Le réseau est constitué de nœuds optiques et aussi de nœuds de bord. Tous ces nœuds sont reliés entre eux par des liens optiques. Chaque lien est composé de deux fibres, une pour chaque direction. On considère que les fibres qui relient les nœuds optiques sont de même capacité, c'est-à-dire qu'elles supportent toutes la même nombre de longueurs d'ondes, et toutes les longueurs d'ondes ont la même capacité, soit 10 Gbps pour les expériences réalisées dans le cadre de ce mémoire

Schéma de départ

Un des buts de l'OBS est de permettre aux différentes sources de transmettre les données à très haut débit, et donc de bien exploiter la capacité de transmission offerte par le réseau. Soit le schéma de la figure 5.1. Si chacun des liens v_0-v_1 ,

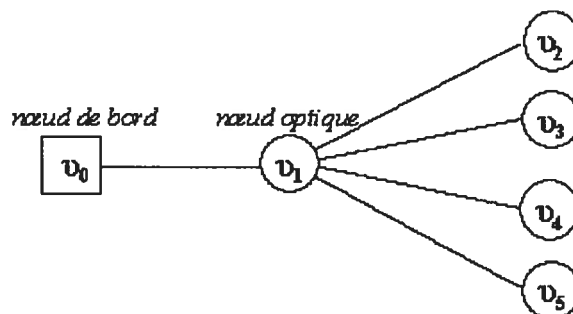


FIG. 5.1 – Lien d'entrée au réseau optique

v_1-v_2 , v_1-v_3 , v_1-v_4 et v_1-v_5 a une capacité de transmission égale à X Mega bits par second (Mbps), et que le nœud source veut transmettre à un débit de $2X$ Mbps, alors il ne pourra que transmettre à un débit de X Mbps à cause du lien v_0-v_1 . Si on augmente la capacité du lien v_0-v_1 à $4X$ Mbps, la source pourra exploiter

toutes les capacités qu'offrent les liens v_1-v_2 , v_1-v_3 , v_1-v_4 et v_1-v_5 . Dans ce travail, on va mettre des fibres de plus grande capacité dans les liens qui relient les nœuds de bord aux nœuds optiques.

5.1.2 La génération du trafic

On génère le trafic dans les nœuds de bord, sous forme de bursts. Au moment de la génération d'un burst, on connaît les informations suivantes :

- la source du burst, qui est celle qui l'a généré ;
- la destination du burst ;
- la taille du burst, qu'on exprime en durée d'écoulement du burst dans une fibre optique à un débit donné.

On considère qu'on a une seule QdS, c'est-à-dire que tous les bursts appartiennent à la même classe de service.

5.1.3 Choix de la longueur d'onde

Après la génération du burst, et avant son envoi, on doit décider sur quelle longueur d'onde il sera transmis. Le choix de cette longueur d'onde se fait aussi au niveau du nœud de bord, et il sera décrit plus loin dans ce chapitre.

5.2 Gestion des différents nœuds

Dans tout ce document, on appelle (O, D) l'origine et la destination d'un burst, qui sont des nœuds de bord du réseau optique sans se préoccuper ni de

la source des paquets qui constituent un burst ni de leur destination réelle après leur sortie du réseau optique.

La décision du routage des bursts est prise à chaque nœud du réseau, qu'il soit de bord ou du réseau optique. On calcule, pour chaque nœud, le plus court chemin vers chaque destination ainsi qu'un certain nombre de chemins alternatifs au cas où le chemin initial n'est pas disponible. De cette façon on va remplir les tables de routage des nœuds de bord et des nœuds du réseau optique.

Le routage se fait nœud par nœud (hop by hop), c'est à dire que chaque nœud est responsable seulement de router les bursts qui lui arrivent vers un nœud adjacent en fonction de la table de routage locale, et de l'état des liens suivants.

5.2.1 Nœud de bord

En plus des fonctions d'assemblage et de désassemblage des bursts, le rôle de ce type de nœuds est de :

- choisir le premier lien à emprunter pour chaque burst en fonction de sa destination ;
- attribuer à ce burst une longueur d'onde parmi celles disponibles sur le lien choisi.

On a déjà calculé, pour chaque nœud, le plus court chemin vers chaque destination ainsi qu'un ensemble de chemins alternatifs, qui seront ordonnés du plus court au plus long.

À cette étape, on a défini le lien à emprunter pour les bursts qui entrent dans le réseau optique, la prochaine étape est d'attribuer au burst une longueur d'onde parmi les longueurs qui sont disponibles sur ce lien. Une fois cette attribution faite, le burst doit utiliser la même longueur d'onde sur tous les liens du chemin

de l'origine à la destination.

Le principe de choix d'une longueur d'onde est de répartir les bursts sur les longueurs d'onde du lien de façon «équitable» pour éviter d'avoir de la contention sur des longueurs d'onde qui seront «chargées», sous l'hypothèse que plusieurs autres longueurs d'onde sont disponibles.

Étant donnée que les bursts sont de longueurs différentes, la façon de réaliser cette répartition est décrite ci-dessous.

Soit t_i le moment de la fin du dernier burst qui a utilisé la longueur d'onde λ_i , alors le prochain burst sera envoyé sur λ_j , telle que :

$$t_j = \min_{i=1, \dots, W} t_i.$$

Dans l'exemple de la figure 5.2, étant donnée que $t_1 > t_3 > t_2$, le prochain burst sera routé sur la longueur d'onde λ_2 . Après cette étape le burst arrive à un nœud

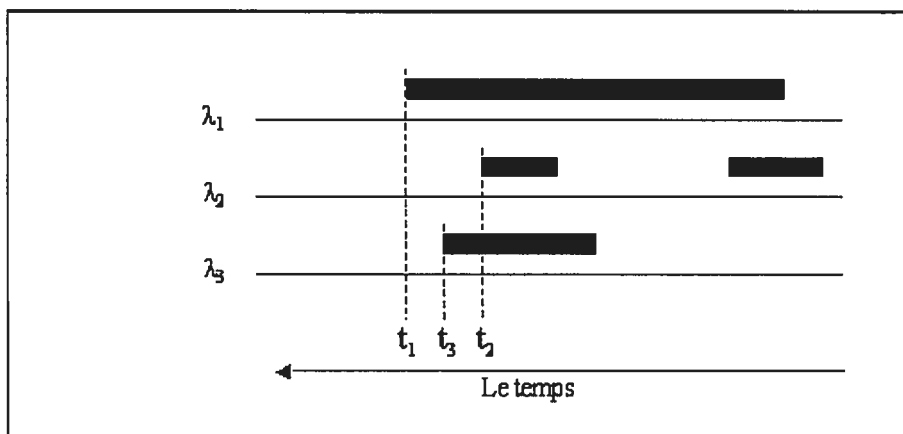


FIG. 5.2 – Répartition des bursts sur les longueurs d'onde

intermédiaire (un nœud du réseau optique), le reste de son chemin sera décidé selon les données instantanées sur chaque nœud du réseau optique telles que la destination et l'état des liens.

5.2.2 Nœud optique

Pour chaque nœud optique on a calculé pour chaque destination possible le plus court chemin ainsi que les chemins alternatifs pour pouvoir construire des tables de routage au niveau de chaque nœud.

Quand un burst arrive à un nœud sur la longueur d'onde λ_k , on regarde d'abord si le chemin initial est libre (la longueur d'onde λ_k du lien qui fait partie du plus court chemin), si c'est le cas on route ce burst sur λ_k de ce lien, sinon on a un cas de contention.

Une parmi les trois stratégies de déflexion décrites dans le chapitre précédent est utilisée pour résoudre ce problème.

5.3 Simulation

5.3.1 Architecture des réseaux

Pour tester la robustesse des stratégies proposées et étudier l'impact des topologies des réseaux sur les performances, nous avons considéré deux réseaux différents, le premier est le réseau *EONET* (*European Optical NETWORK*), qui est constitué de 20 nœuds optiques. On a ajouté plusieurs nœuds de bord (24 nœuds), qui sont des nœuds origine ou destination du trafic, voir la figure 5.3 pour leur description.

Le deuxième est le réseau *italien*, qui est constitué de 32 nœuds optiques et de 11 nœuds de bord, figure 5.4.

Chaque lien entre deux nœuds est constitué de deux fibres optiques, une fibre

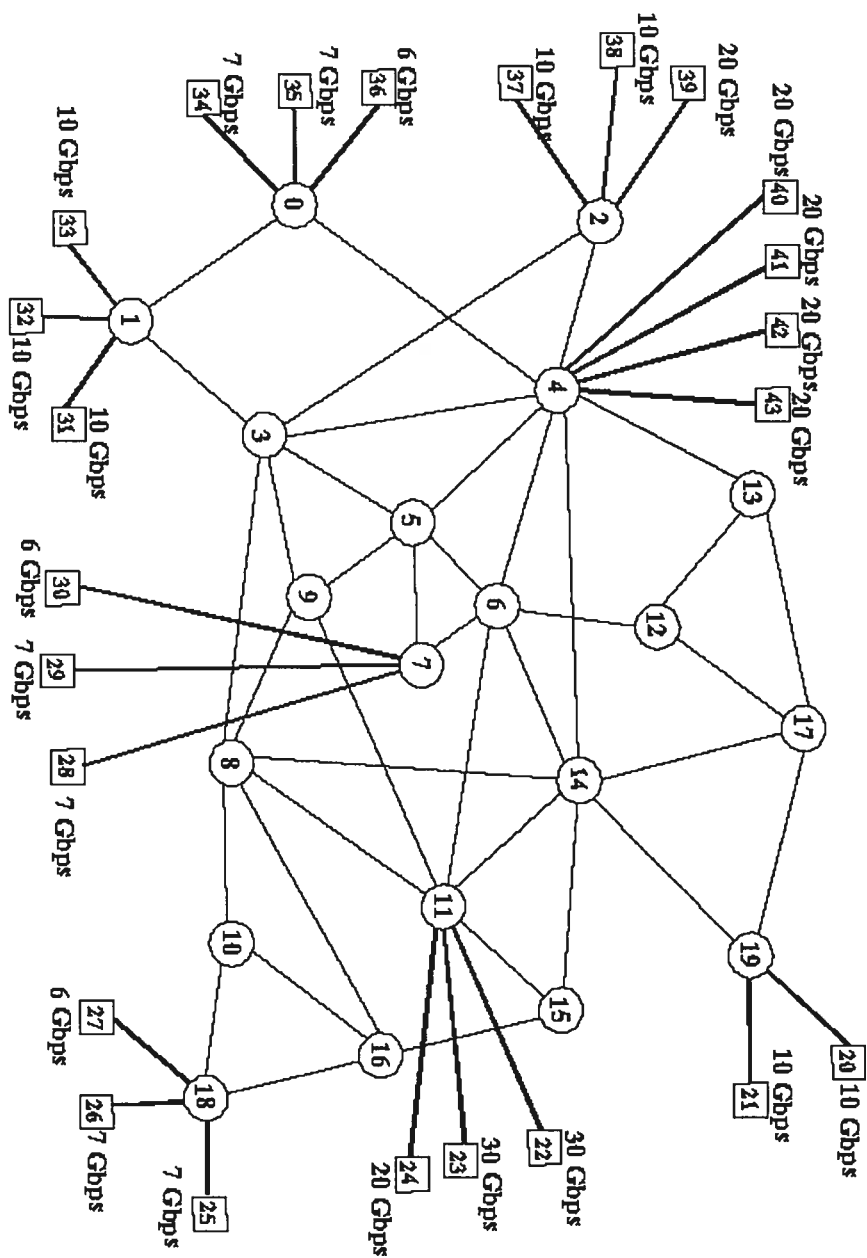


FIG. 5.3 – Le réseau EONET

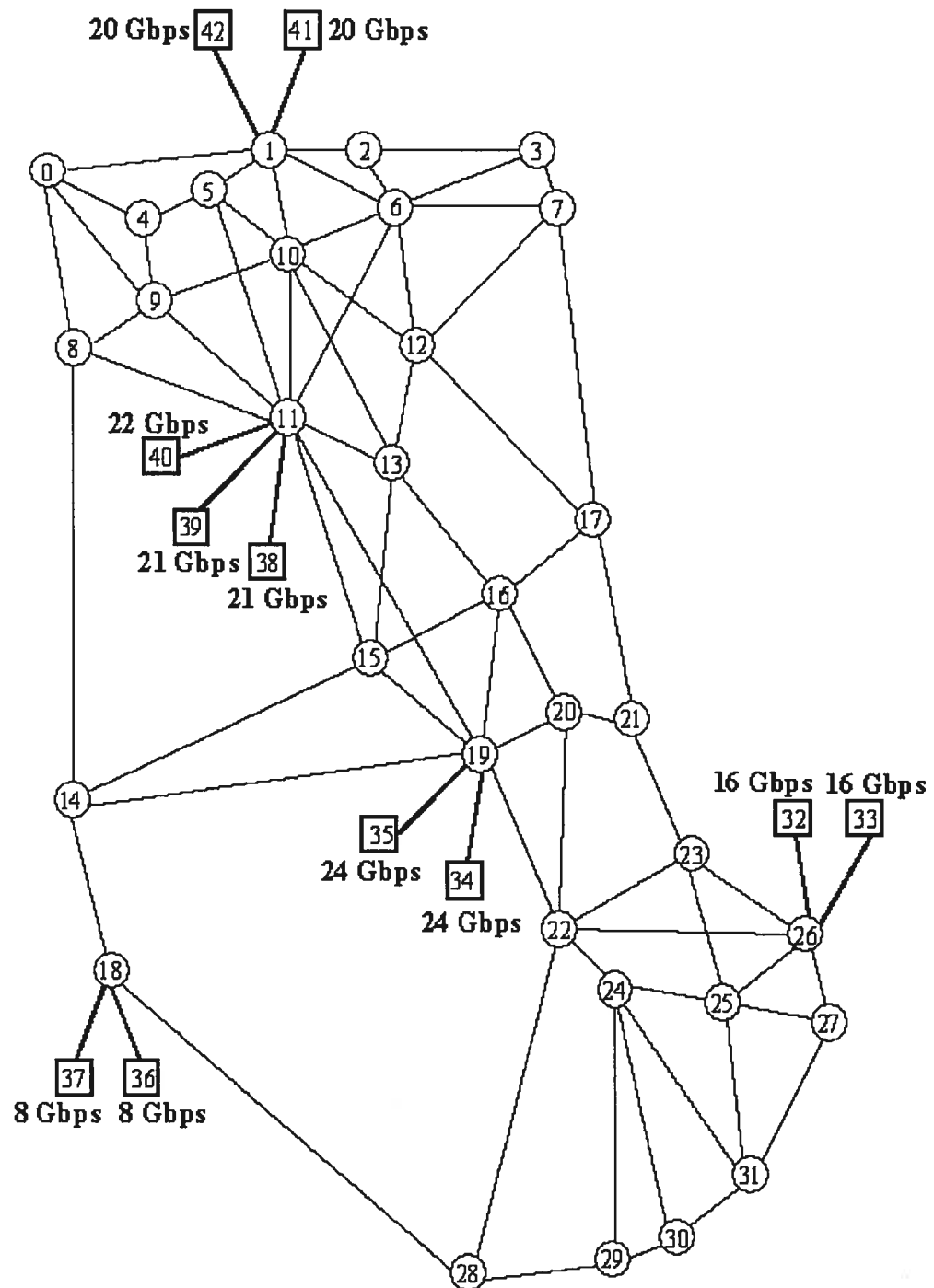


FIG. 5.4 – Le réseau italien

pour chaque direction. Chaque fibre qui relie deux nœuds optiques a 8 longueurs d'ondes, chacune a une capacité de 10 *Giga bits par second (Gbps)*. Chaque fibre qui relie un nœud de bord à un nœud optique a 8 longueurs d'onde, et chaque longueur d'onde a une capacité de 80 *Gbps*.

5.3.2 Le trafic

Les bursts sont générés à chaque nœud source (chaque nœud de bord). Les longueurs des bursts sont générées aléatoirement selon une loi exponentielle de paramètre $\lambda = 0,1$. La longueur moyenne des bursts générés est égale à 0,1 millisecondes (ms) sur une longueur d'onde de capacité 10 Gbps, c'est-à-dire, une quantité de données d'environ 1 Megabit (Mb) ≈ 87 paquets IP.

L'intervalle entre deux débuts de bursts successifs est généré aléatoirement selon une loi exponentielle.

Les instances de trafic : Nous avons tenté de simuler un scénario pseudo réel. Chaque nœud de bord envoie du trafic, avec une quantité définie au prorata de la quantité envoyée par chaque nœud de bord, vers tous les autres nœuds de bord sauf vers les nœuds qui sont reliés au même nœud optique que lui. Par exemple, dans la figure 5.3, le nœud v_{22} envoie du trafic à tous les nœuds de bord sauf les nœuds v_{23} et v_{24} .

5.3.3 Les premiers résultats

Effet de NDmax sur la perte

La perte d'un burst dans un nœud optique est due à l'une des deux causes suivantes :

- le burst n'a pas trouvé de chemin de déflexion ;
- il a atteint le nombre maximum de déflexions NDmax.

Les figures 5.5 et 5.6 montre le taux de perte par rapport au nombre maximum de déflexions permises NDmax pour chaque burst, dans les réseaux EONET et italien respectivement. Ces résultats ne considèrent pas l'ajout des mécanismes

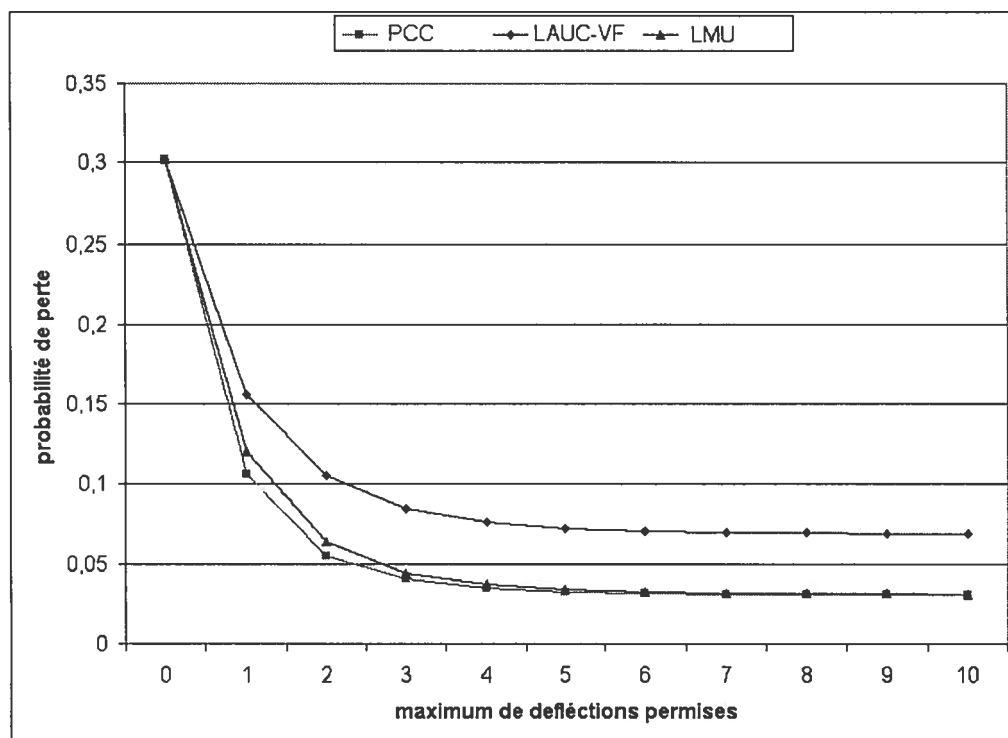


FIG. 5.5 – Probabilité de perte (EONET)

décrits dans la section 4.2 pour les nœuds d'accès au réseau optique, c'est-à-dire, sans l'ajout du nœud collecteur et des fibres à la sortie.

On remarque qu'il y a déjà une grande différence pour le taux de perte entre le

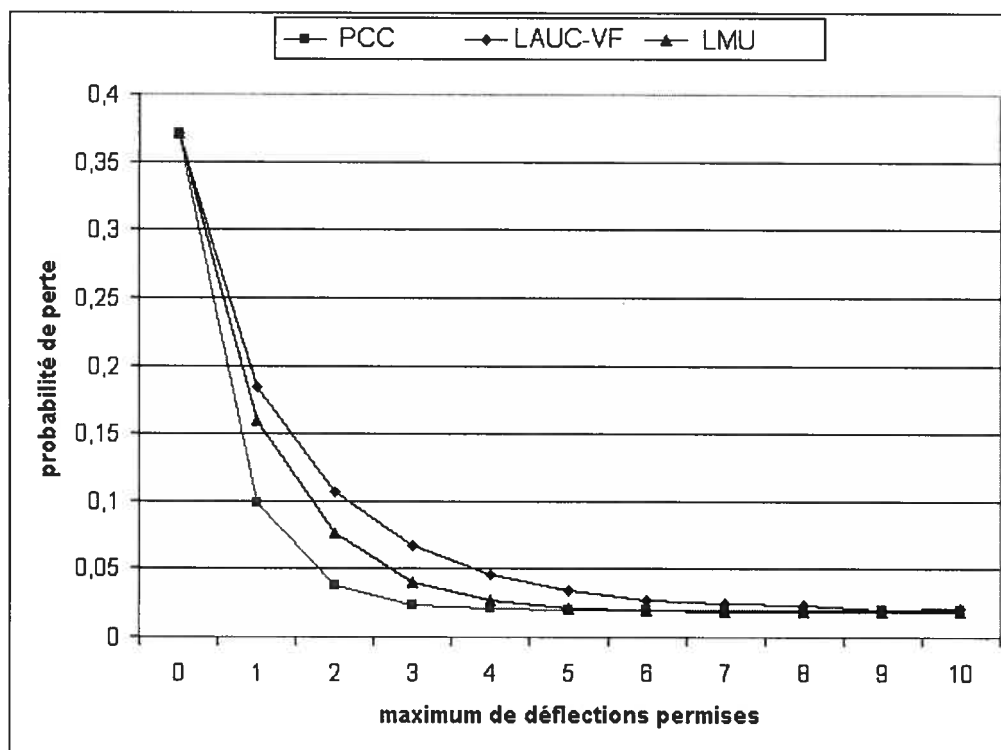


FIG. 5.6 – Probabilité de perte (réseau italien)

cas sans déflexion et le cas où le nombre maximum de déflexions permises ND_{max} est égal à 1, ce taux passe de 0,302 à 0,106, pour la première stratégie sur le réseau EONET, et de 0,37 à 0,1 pour le réseau italien. Ce taux continue à diminuer avec l'augmentation du nombre maximum de déflexions permises ND_{max} , et ce pour les trois stratégies.

On remarque aussi que lorsqu'on arrive à une certaine valeur pour le nombre maximum de déflexions permises, le taux de perte ne diminue pas. Ce phénomène s'explique par le fait que l'on perd des bursts parce qu'on n'a pas trouvé de chemin de déflexion et non parce qu'ils ont atteint le nombre maximum de déflexions :

l'augmentation de NDmax n'a alors plus d'influence sur le taux de perte. Les stratégies 1 et 3 donnent de meilleurs résultats que la stratégie 2, voir plus loin (page 75) pour la comparaison de l'efficacité des trois stratégies.

Regardons maintenant le nombre de bursts perdus dans chaque nœud optique pour les deux réseaux.

EONET : les figures 5.7 et 5.8 montrent respectivement, le nombre de bursts

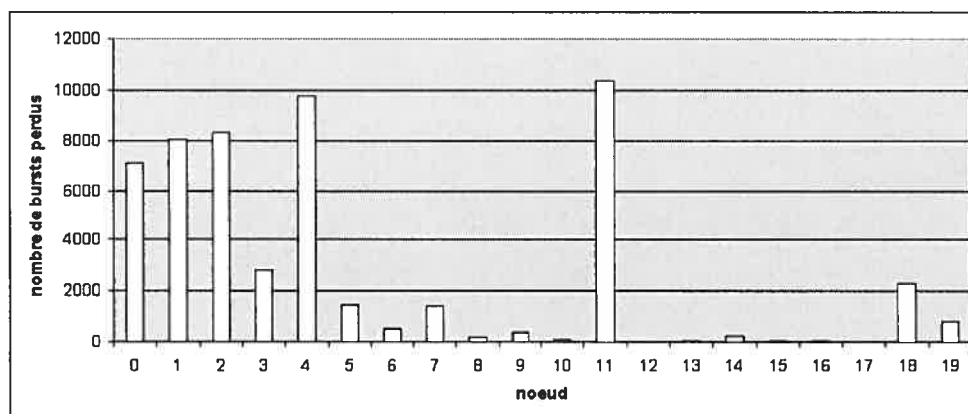


FIG. 5.7 – Bursts perdus à chaque nœud (EONET)

perdus et le rapport bursts perdus/bursts transités à chaque nœud optique, dans le réseau EONET. Sur la figure 5.8, on remarque que les rapports les plus élevés

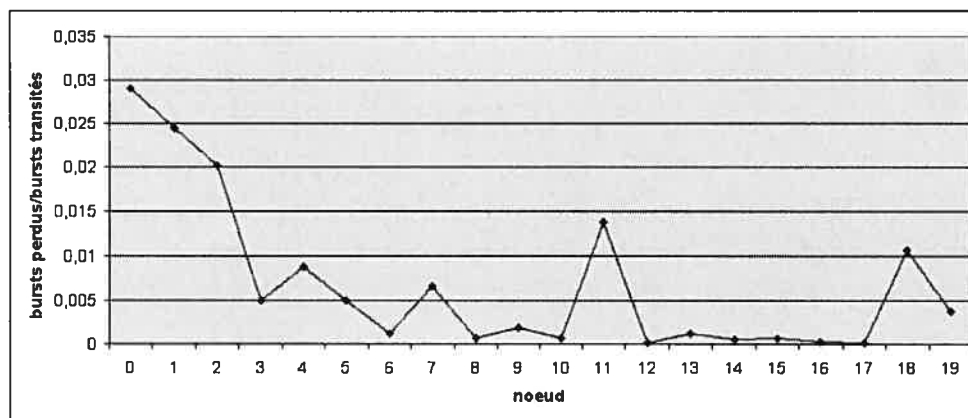


FIG. 5.8 – Bursts perdus/bursts transités

(> 0,005) sont ceux des nœuds $v_0, v_1, v_2, v_4, v_7, v_{11}$ et v_{18} , c'est-à-dire, les nœuds d'accès (entrée ou sortie) du réseau optique.

Le pourcentage des bursts perdus dans les nœuds d'accès est égal à 67 % de tous les bursts perdus dans le réseau, parmi ceux-ci :

- 23 % sont perdus lors de leur entrée au réseau ;
- 44 % sont perdus lors de leur sortie du réseau.

Le réseau italien : les figures 5.9 et 5.10 montrent respectivement, le nombre de bursts perdus et le rapport bursts perdus/bursts transités à chaque nœud optique, dans le réseau EONET. La figure 5.10 nous montre que les rapports les

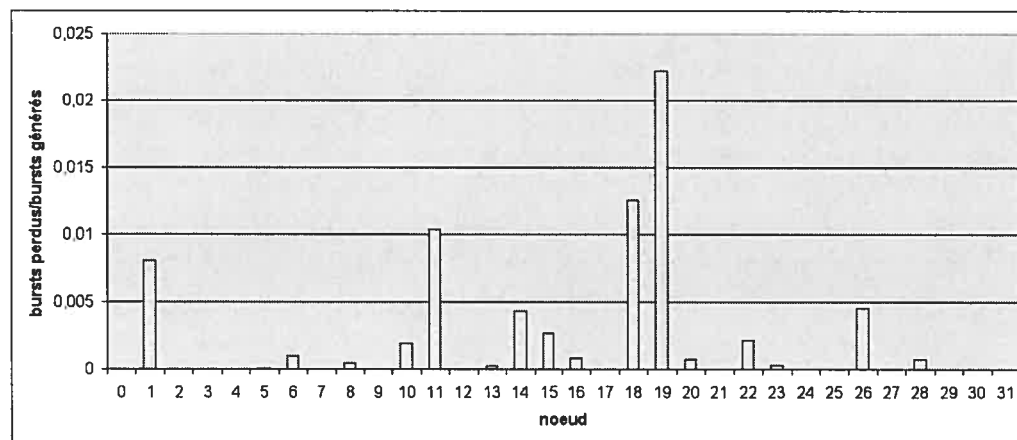


FIG. 5.9 – Bursts perdus à chaque nœud (réseau italien)

plus élevés sont généralement ceux des nœuds d'accès au réseau optique, c'est-à-dire, les nœuds $v_1, v_{11}, v_{18}, v_{19}$ et v_{26} .

Le pourcentage des bursts perdus dans les nœuds d'accès est égal à 63 % de tous les bursts perdus dans le réseau, parmi ceux-ci :

- 17 % sont perdus lors de leur entrée au réseau ;
- 45 % sont perdus lors de leur sortie du réseau.

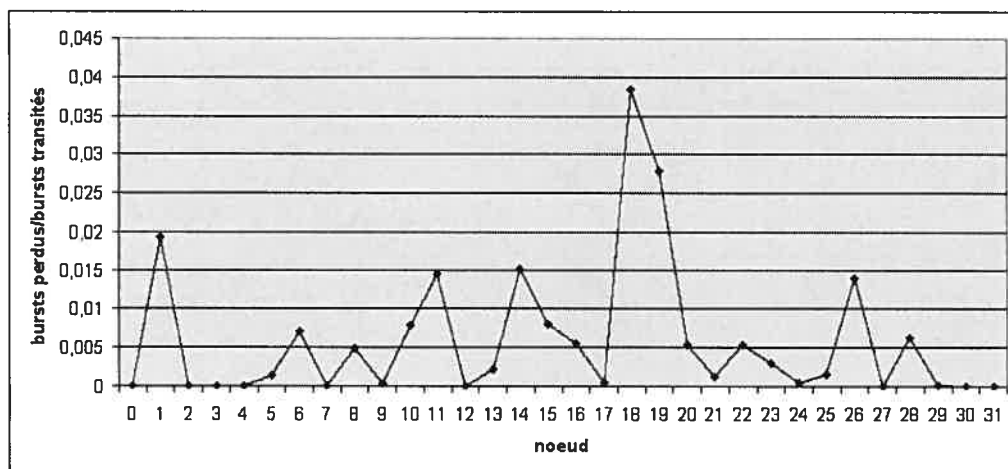


FIG. 5.10 – Bursts perdus/bursts transités (réseau italien)

5.3.4 Les résultats après la modélisation de l'accès

Un pourcentage important des bursts, environ 23 % dans le réseau EONET et 17 % dans le réseau italien, sont perdus lors de l'accès au réseau optique (aux nœuds d'accès). Pour régler ce problème, nous avons ajouté un mécanisme de synchronisation de l'arrivée des bursts aux nœuds d'accès par l'ajout d'un nœud collecteur.

L'autre problème qui se pose au niveau des nœuds d'accès est le grand pourcentage des bursts perdus (44 % pour EONET et 45 % pour le réseau italien) lors de la sortie du réseau optique. Cela dû au fait que deux ou plusieurs bursts qui arrivent au nœud d'accès sur des liens différents veulent aller à la même destination. Comme décrit dans le chapitre précédent, la solution que nous avons proposée est l'ajout de fibres optiques pour la sortie entre les nœuds d'accès et les nœuds de bord, soit une pour chaque destination en pratique pour les expériences réalisées dans ce mémoire.

Après l'ajout du nœud collecteur

EONET : la figure 5.11 montre la différence entre le nombre de bursts perdus, à chaque nœud optique, avant et après l'ajout des nœuds collecteurs. On voit

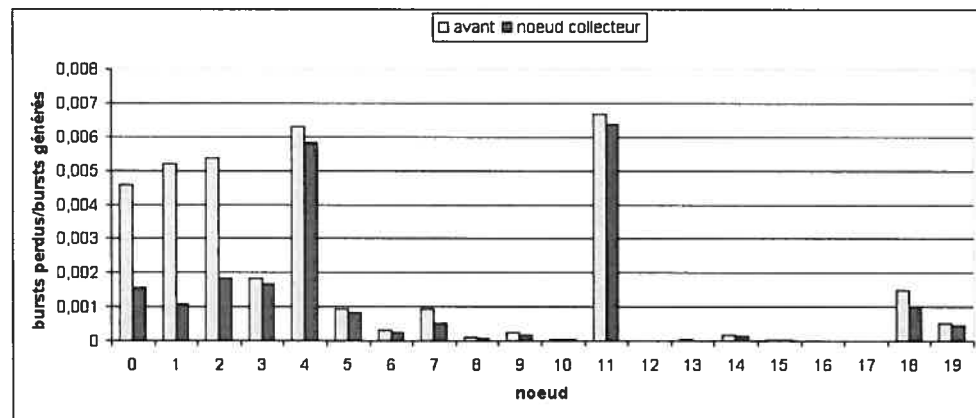


FIG. 5.11 – Effet de l'ajout du nœud collecteur (EONET)

clairement une nette amélioration au niveau de tous les nœuds. Mais le gain le

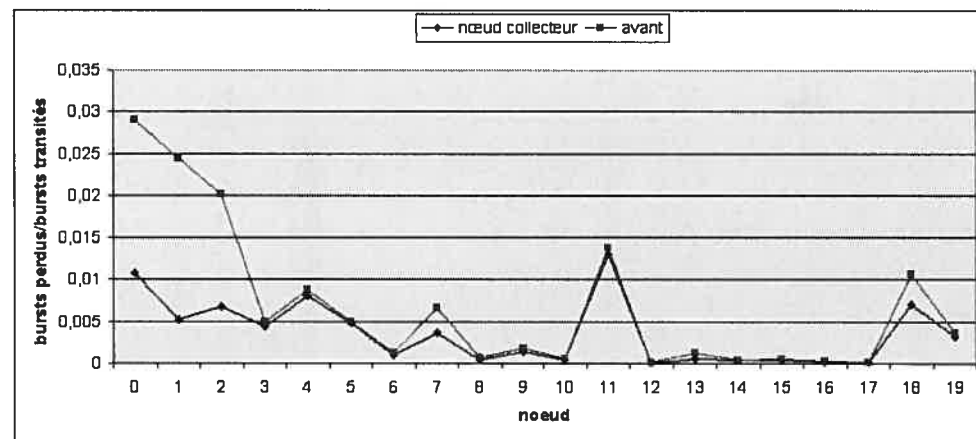


FIG. 5.12 – Bursts perdus/bursts transités après ajout du nœud collecteur

plus considérable est au niveau des nœuds d'accès, et surtout aux nœuds v_0 , v_1 et v_2 .

La figure 5.12 montre la même conclusion que la précédente, et prouve que la diminution de nombre de bursts perdus n'est pas due à une diminution de nombre de bursts qui ont transité par les nœuds, puisque le rapport entre le nombre de bursts perdus et le nombre de bursts transités diminue : cette diminution de nombre de bursts perdus est le résultat de l'ajout des nœuds collecteurs.

Le réseau italien : la figure 5.13 montre la différence entre le nombre de bursts perdus, à chaque nœud optique, avant et après l'ajout des nœuds collecteurs. La

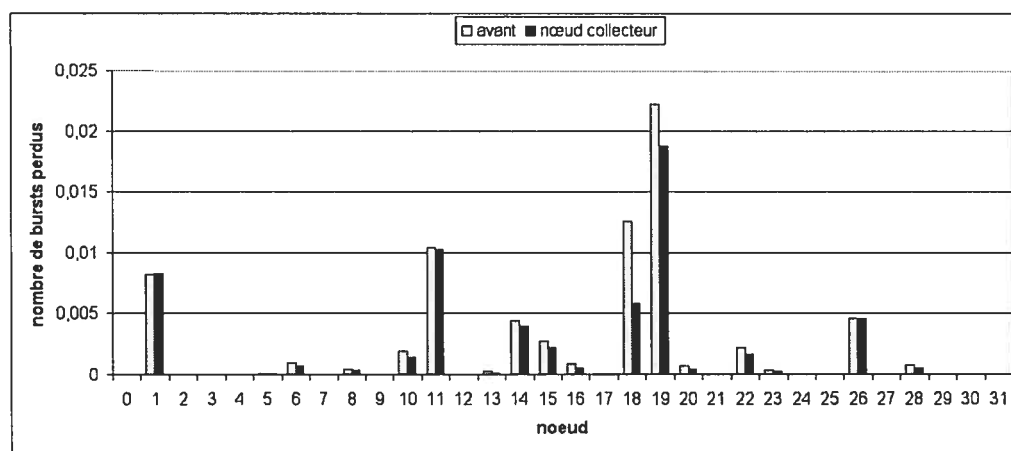


FIG. 5.13 – Effet de l'ajout du nœud collecteur (italien)

même remarque que sur EONET, s'applique pour le réseau italien. Le plus grand gain est enregistré sur les nœuds v_{18} et v_{19} qui sont des nœuds d'accès.

La figure 5.14 nous montre que ce gain n'est pas dû à une diminution de nombre de bursts qui ont transité par les nœuds, mais bien le résultat de l'ajout des nœuds collecteurs.

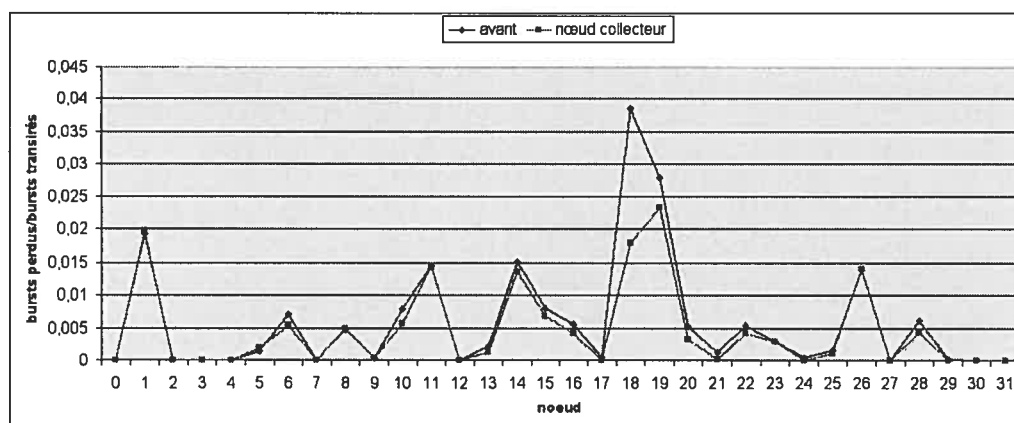


FIG. 5.14 – Bursts perdus/bursts transités (réseau italien)

Après l'ajout d'une deuxième fibre à la sortie

Un des points où on perd un nombre important de bursts est le noeud d'accès, lors de la sortie des bursts du réseau optique vers leur destination (environ 44 % dans EONET et 45 % dans le réseau italien).

EONET : l'ajout d'une fibre à la sortie diminue considérablement le nombre

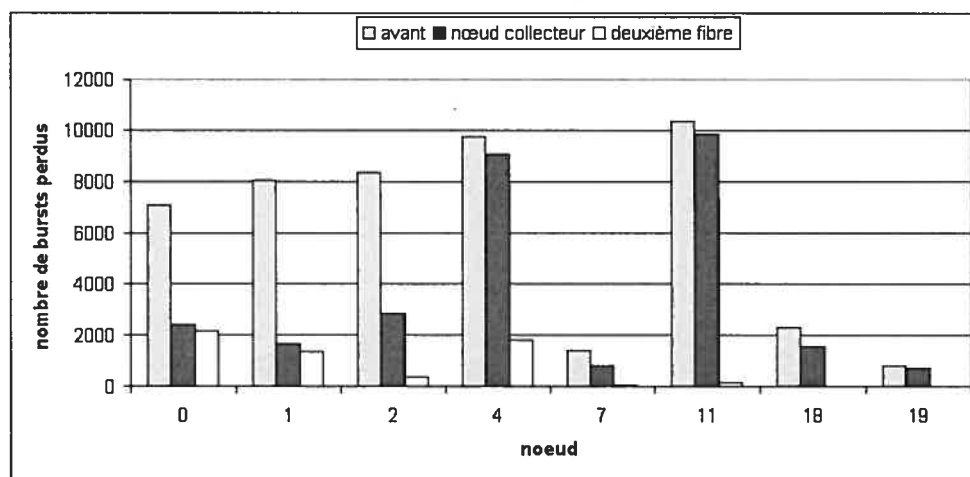


FIG. 5.15 – Effet de l'ajout d'une fibre (noeuds d'accès, EONET).

de bursts perdus. Les figures 5.15 et 5.16 montrent la diminution du nombre de

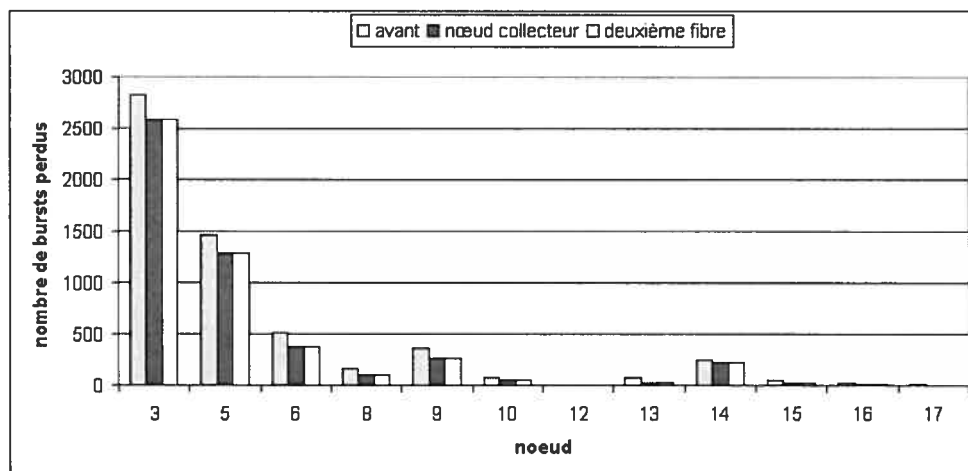


FIG. 5.16 – Effet de l’ajout d’une fibre (le reste du réseau EONET).

bursts perdus après l’ajout d’une fibre à la sortie. Le gain est constaté dans les nœuds d’accès et surtout les nœuds v_2 , v_4 , v_{11} et v_{18} .

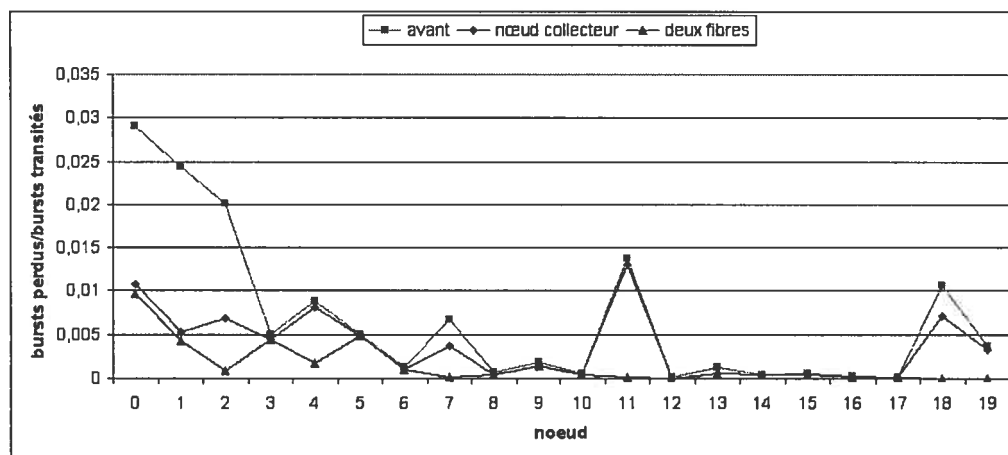


FIG. 5.17 – Bursts perdus/bursts transités (EONET).

Le réseau italien : comme pour le réseau EONET, l’ajout d’une fibre à la sortie diminue considérablement le nombre de bursts perdus. Les figures 5.18 et

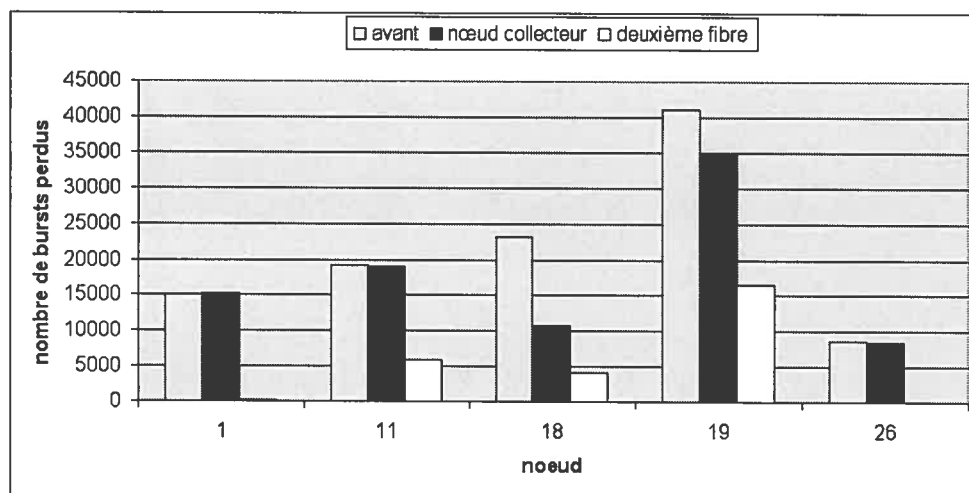


FIG. 5.18 – Effet de l'ajout d'une fibre (nœuds d'accès, italien).

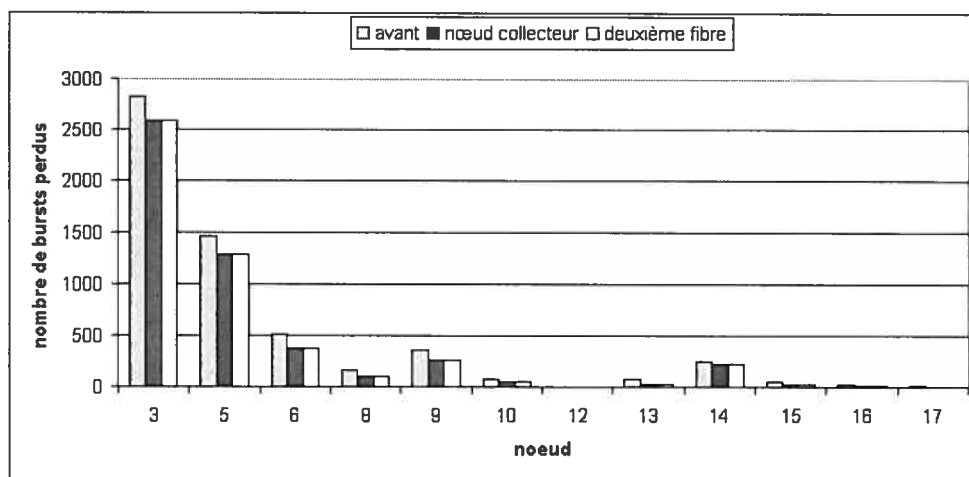


FIG. 5.19 – Effet de l'ajout d'une fibre (le reste du réseau italien).

5.19 montrent la diminution du nombre de bursts perdus après l'ajout d'une fibre à la sortie. Cette diminution est constatée dans les nœuds d'accès.

Après la permission de retourner en arrière

Après la permission aux bursts de faire demi tour vers le nœud précédent au cas où aucun lien n'est disponible, le nombre de bursts perdus continue de diminuer, comme on le voit dans les résultats ci-dessous.

EONET : les figures 5.20 et 5.21 montrent une diminution de nombre de bursts

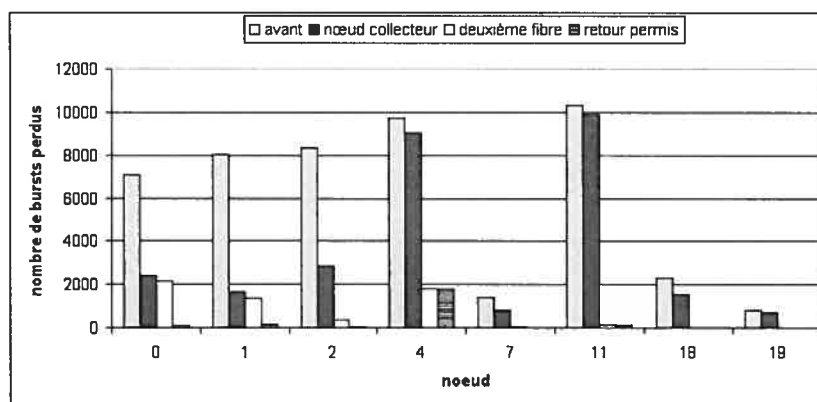


FIG. 5.20 – Effet de la permission de retour (nœuds d'accès, EONET).

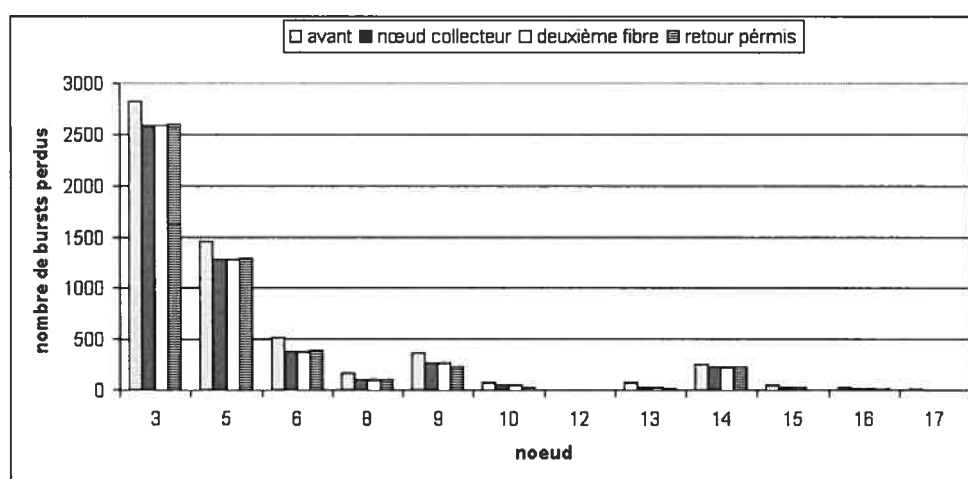


FIG. 5.21 – Effet de la permission de retour (le reste du réseau EONET)

perdus dans les nœuds optiques, qui est due à la permission aux bursts de revenir

en arrière en cas de contention.

Le réseau italien : les mêmes remarques que sur le réseau EONET sont

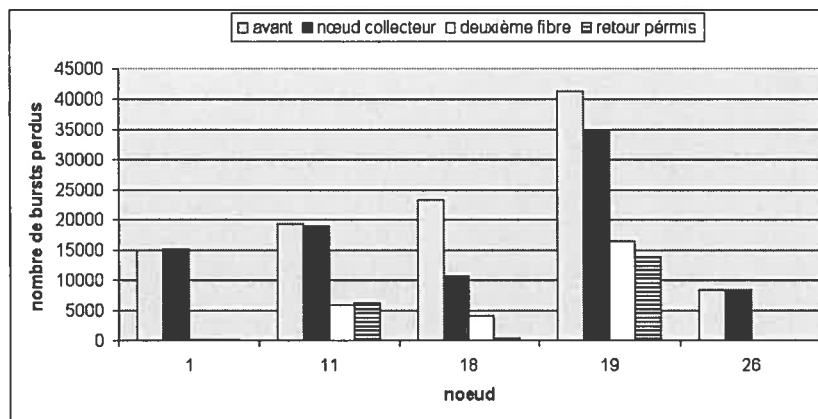


FIG. 5.22 – Effet de la permission de retour (nœuds d'accès, italien).

constatées pour le réseau italien, le nombre global de bursts perdus est diminué grâce à la permission, pour les bursts qui ne trouvent pas d'autre chemin alternatif, de revenir en arrière.

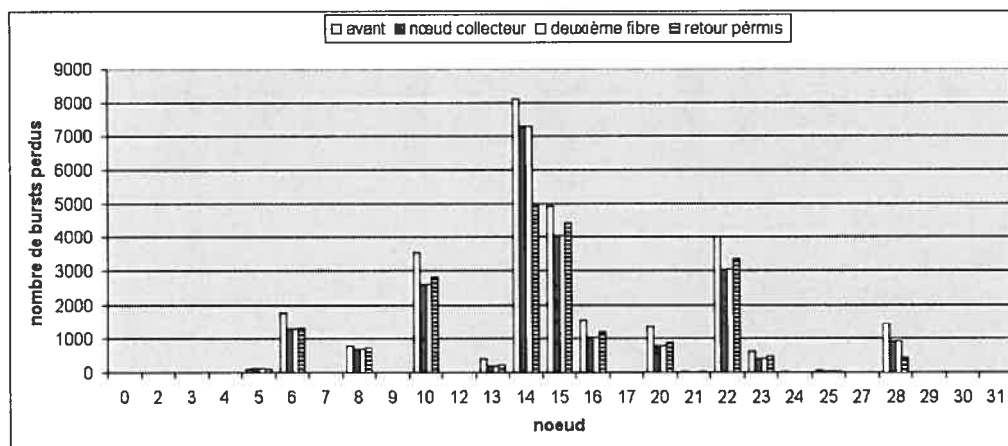


FIG. 5.23 – Effet de la permission de retour (le reste du réseau italien)

Ces résultats montrent que l'idée de permettre aux bursts de faire demi tour, en cas de besoin, est une très bonne idée, dans la mesure où le nombre de bursts perdus est diminué de façon significative, sans l'ajout d'aucun composant ou matériel au réseau.

Comparaison

Comme on le voit dans les figures 5.24 et 5.25 qui représentent les résultats de la première stratégie de déflexion (plus court chemin) pour les réseaux EONET et italien respectivement, l'amélioration en termes du nombre de bursts perdus est considérable.

EONET : le nombre de bursts perdus passe de 53877 bursts à 7140 bursts donc

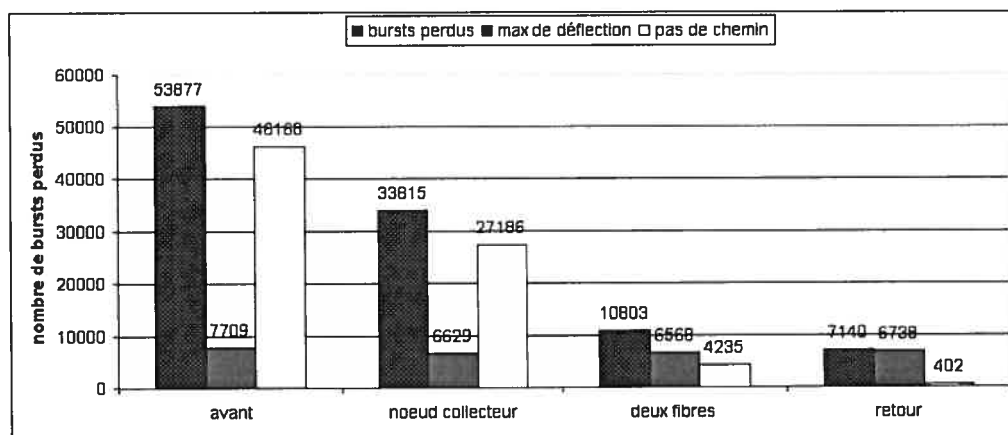


FIG. 5.24 – Comparaison de nombres de bursts perdus (EONET)

un gain de 87 %. La majorité des bursts sauvés sont ceux qui n'ont pas trouvé de chemin, le nombre de ces bursts passe de 46168 à 402, soit 99 %.

Les valeurs 53877, 33815, 10803 et 7140 qui représentent respectivement : les nombres de bursts perdus avant d'appliquer les modélisations de l'accès, après l'ajout d'un noeud collecteur, après l'ajout d'une deuxième fibre à la sortie et après

la permission aux bursts de revenir en arrière en cas de contention, correspondent aux valeurs 3,50 %, 2,17 %, 0,69 % et 0,46 % par rapport au nombre de bursts qui sont entrés au réseau.

Le réseau italien : le nombre de bursts perdus dans le réseau optique passe de 136011 bursts à 41849 bursts, ce qui représente un gain de 70 %.

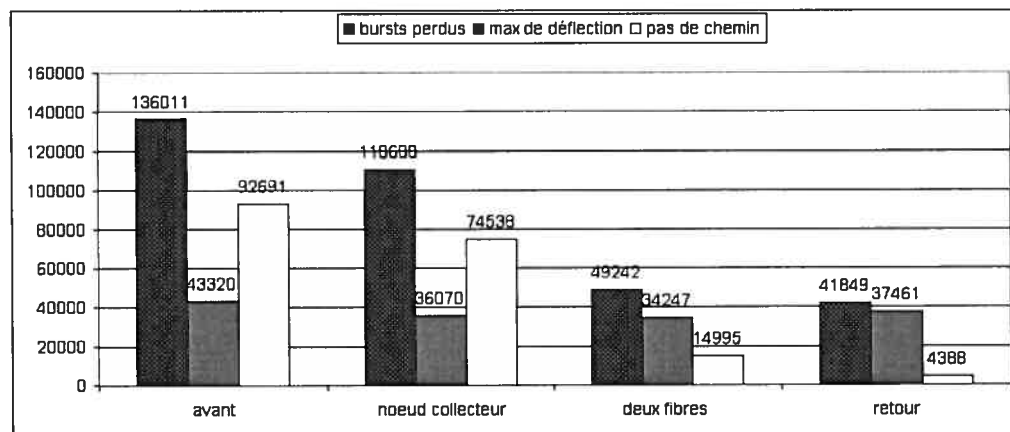


FIG. 5.25 – Comparaison de nombres de bursts perdus (réseau italien)

5.3.5 Effet du taux d'utilisation sur la déflexion

La figure 5.26 montre que lorsque le trafic offert au réseau est élevé, au-delà d'un certain nombre de déflexions, on a intérêt à laisser tomber les bursts au lieu de les défléchir.

La figure montre aussi qu'après les améliorations et malgré le fait que le taux d'utilisation du réseau est élevé, on arrive à diminuer le taux de perte si on applique la déflexion 1 ou 2 fois par exemple.

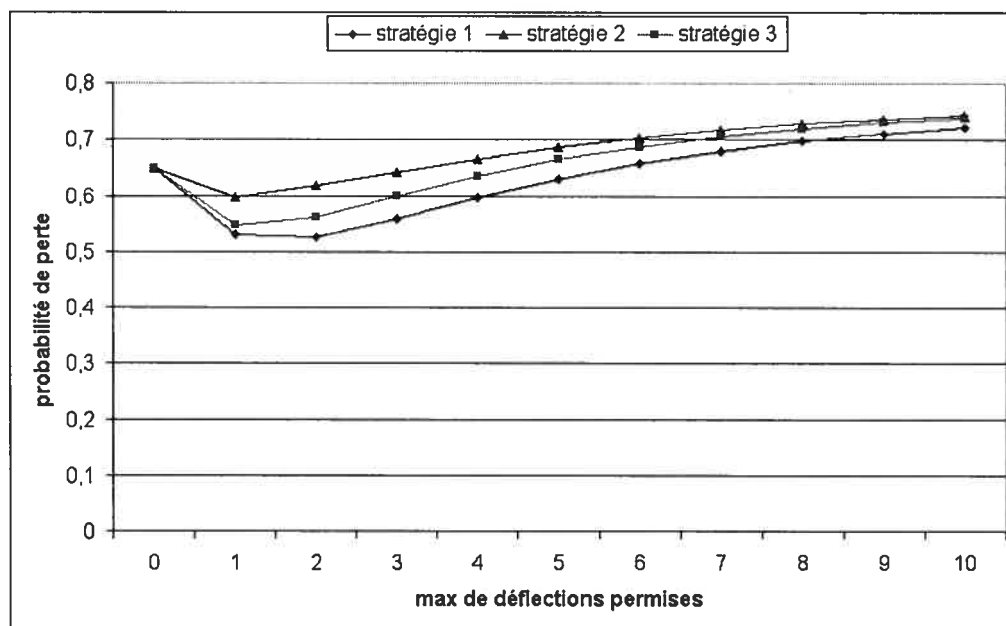


FIG. 5.26 – Effet du taux d'utilisation sur la déflexion

5.3.6 Effet du taux de trafic

Les figures 5.27 et 5.28 montrent respectivement, l'évolution de la probabilité de perte en fonction du total du trafic entrant dans le réseau, pour le réseau EONET et le réseau italien. Le trafic est augmenté proportionnellement pour chaque source.

Pour toutes les stratégies : PPC (le plus court chemin), PCC Après (PCC après l'ajout des mécanismes pour améliorer l'accès), LMU (la longueur d'onde la moins utilisée), LMU Après, LAUC-VF et LAUC-VF Après, la probabilité de perte augmente proportionnellement avec l'augmentation du total du trafic entrant dans le réseau.

Pour les trois stratégies PCC, LMU et LAUC-VF, les résultats après l'ajout des mécanismes pour améliorer l'accès au réseau optique donnent de meilleurs résultats qu'avant l'ajout de ces mécanismes, pour toutes les valeurs du trafic

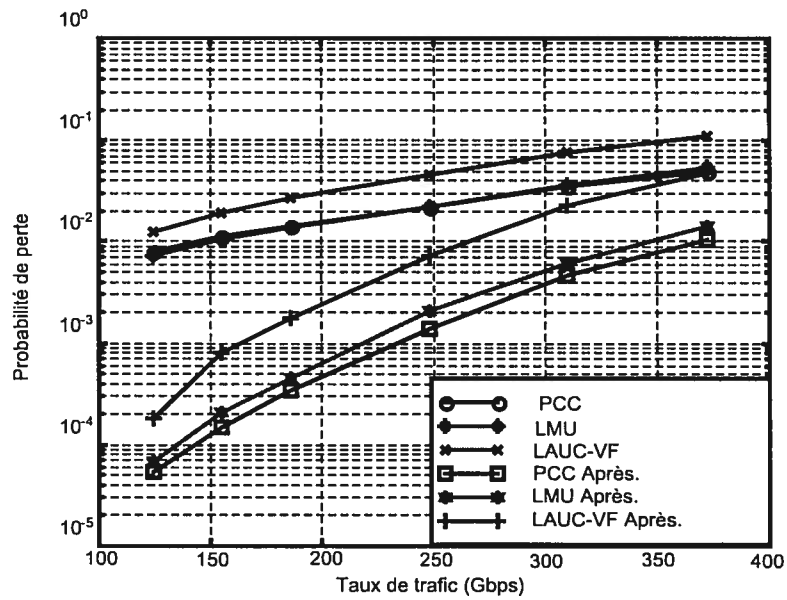


FIG. 5.27 – Effet du taux de trafic (EONET)

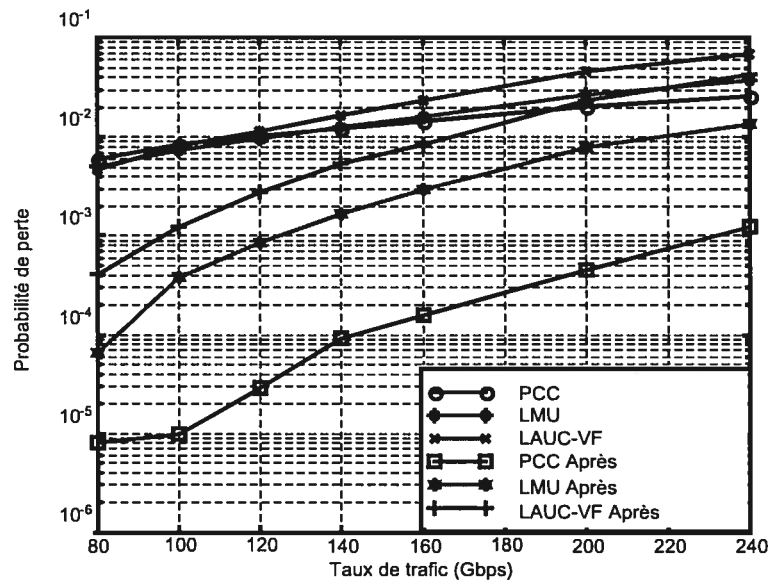


FIG. 5.28 – Effet du taux de trafic (Réseau italien)

offert au réseau. Cependant, la stratégie PCC (le plus court chemin) donne de meilleurs résultats que les autres stratégies, voir la comparaison de l'efficacité des trois stratégies à la page 75.

5.3.7 Effet de la longueur des bursts

La longueur moyenne des bursts a un effet direct sur la probabilité de perte. les figures 5.29 et 5.30 nous montrent que la probabilité de perte est plus au moins stable quand la longueur moyenne des bursts est au dessous d'une certaine valeur (0,5 msec). À partir de la valeur 0,5 msec de la longueur moyenne des

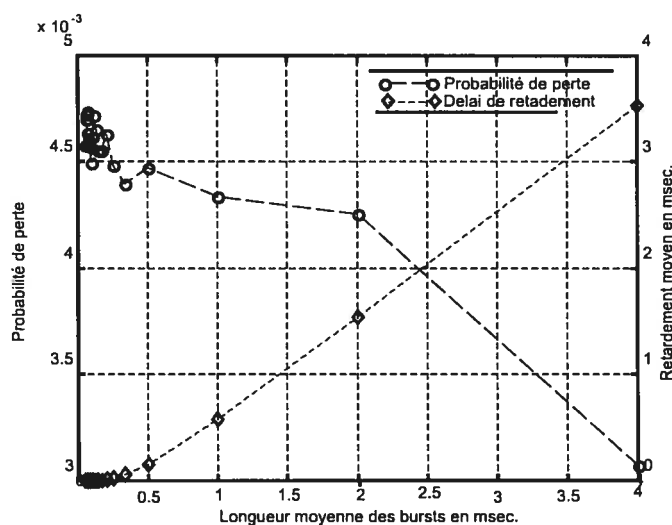


FIG. 5.29 – Effet de la longueur des bursts (EONET)

bursts, la probabilité de perte commence à diminuer en augmentant la valeur de la longueur moyenne des bursts.

Cependant, un facteur important est à considérer : le délai moyen de retardement des bursts dans les nœuds collecteurs. Ce délai augmente avec l'augmentation de la longueur moyenne des bursts. Cela est expliqué par le raisonnement suivant :

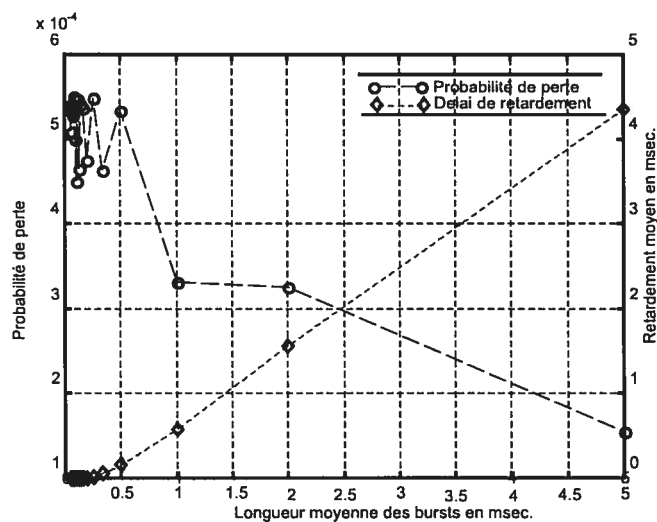


FIG. 5.30 – Effet de la longueur des bursts (Réseau italien)

soient deux burst b_1 et b_2 (figure 5.31), la longueur de chacun est 0,1 msec et se chevauchent par 0,05 msec. Pour pouvoir mettre les deux bursts sur la même longueur d'onde, le burst b_2 doit être retardé, dans le nœud collecteur, d'une durée égale à 0,05 msec. Dans tous les cas de chevauchement, la durée maximale de

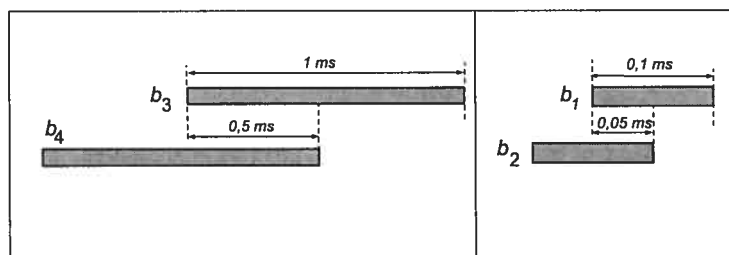


FIG. 5.31 – Effet de la longueur sur le retardement

retardement du b_2 sera 0,1 msec.

La longueur de chacun des deux autres bursts b_3 et b_4 est 1 msec, si le chevauchement entre les deux est de 0,5 msec (figure 5.31), le burst b_4 sera retardé de 0,5 msec. Dans un autre cas de chevauchement, la durée de retardement de b_4

peut atteindre 1 msec. Ainsi, en augmentant la longueur des bursts, la durée moyenne de retardement augmente.

5.4 Analyse des résultats

Dans ce projet on s'est intéressé à une nouvelle technique de commutation dans les réseaux optiques qui est la commutation de bursts (Optical Burst Switching). Cette technique se situe entre les deux autres techniques, à savoir la commutation de paquets (OPS) et la commutation de circuits (OCS). En effet, elle présente plusieurs avantages par rapport à ces deux techniques dans le sens où elle a été proposée comme une technique qui élimine les inconvénients telles que la sous-utilisation de la bande passante dans l'OCS et la complexité de traitement des paquets et le besoin des mémoires tampons dans l'OPS.

Le problème majeur dans l'OBS reste le nombre élevé de bursts perdus dans les nœuds intermédiaires, qui est dû au problème de contention. Parmi les trois stratégies possibles décrites dans la section 3.9, nous avons étudié en profondeur une solution à ce problème, cette solution est la déflexion de bursts en cas de contention, donc pour deux bursts qui sont en contention, un est envoyé sur son lien d'origine et l'autre est envoyé sur un autre lien alternatif. La question qui se pose est la suivante : parmi plusieurs liens alternatifs, lequel faut-il choisir ?

Nous avons proposé trois stratégies différentes pour le choix du chemin alternatif pour la déflexion, le plus court chemin, LAUC-VF et la longueur d'onde la moins utilisée.

La première remarque est que nous avons constaté que la majorité des bursts perdus est enregistrée dans deux points :

- lors de l'entrée des bursts dans le réseau optique, c'est-à-dire au nœud d'accès ;
- lors de la sortie des bursts du réseau optique, cette perte est due au fait que plusieurs bursts qui arrivent sur différents liens veulent aller à la même destination.

On a proposé une solution pour chaque problème :

- pour le problème au niveau de l'entrée, on ajoute un nœud collecteur pour chaque ensemble de nœuds sources qui ont la même entrée au réseau optique, c'est-à-dire qui sont reliés au même nœud optique, le rôle de ce nœud est de synchroniser l'arrivée des bursts au nœud optique ;
- pour le second problème, on ajoute une deuxième fibre à chaque lien entre un nœud optique et un nœud de destination.

Le résultat de ces améliorations est considérable, le gain en nombre de bursts peut atteindre jusqu'à 87 % des bursts perdus (voir figure 5.24 page 68).

Pour diminuer encore le nombre de bursts perdus, nous avons proposé de permettre aux bursts de revenir en arrière au cas où ils ne trouvent aucun autre chemin de déflexion. Cette idée s'est avérée très bonne dans la mesure où :

- elle a contribué à la diminution du nombre de bursts perdus de façon significative.
- elle ne nécessite aucun ajout de composants ou matériel au réseau.

Toutes les simulations réalisées montrent que la première stratégie de déflexion, qui est l'utilisation du lien qui fait partie du plus court chemin vers la destination, donne de meilleurs résultats par rapport aux deux autres stratégies qu'on a utilisées. Ceci est expliqué par le fait que, plus le nombre de liens que

doit parcourir le burst est petit, plus la probabilité qu'il soit en contention sera petite et inversement, car les tailles et les arrivées des bursts sont aléatoires.

Les résultats de la troisième stratégie, qui est le choix du lien le moins utilisé, sont plus ou moins comparables à celles de la première stratégie. La deuxième stratégie donne les mauvais résultats comparativement aux deux autres stratégies, cela est dû au fait que même si on essaye de coller les bursts les uns contre les autres et de laisser des espaces plus grands pour les futurs bursts, rien ne garantit que ces futurs bursts arrivent à des dates qui sont comprises dans ces espaces.

Chapitre 6

Conclusions et développements futurs

L'étude montre que l'application de la déflexion comme stratégie de résolution de contention donne des bons résultats et permet de sauver un nombre important de bursts. Le choix du plus court chemin pour défléchir un burst en cas de contention donne les meilleurs résultats par rapport aux autres stratégies étudiées.

Les améliorations proposées permettent de sauver jusqu'à 87 % des bursts, cependant et malgré cela, l'étude a montré que la déflexion seule comme stratégie de résolution de contention a ses limites surtout quand le trafic est très élevé. Une combinaison de la déflexion avec une autre stratégie de résolution de la contention telle que la segmentation, nous semble intéressante pour pouvoir ramener le taux de perte, idéalement, à zéro ou proche du zéro et ainsi permettre à l'OBS d'atteindre ses objectifs.

Une autre contribution importante a été la taille des instances de réseaux et de

trafic, beaucoup plus importante que dans les autres simulations rapportées dans la littérature.

6.1 Perspectives

Un des développements futurs sur ce projet, est d'introduire la qualité de service et la notion de l'*offset time*, et d'étudier son impact sur le taux de perte dans le réseau. Un autre développement possible est l'étude de la relation entre le changement des points d'entrée au réseau optique et le design du réseau, ainsi que leur impact sur le taux de perte.

Bibliographie

- [1] Alcatel. Multi-terabit/s transmission over Alcatel Teralight Fiber. <http://www.alcatel.com/doctypes/articlepaperlibrary/pdf/ATR2000Q4/gb/11idlegb.pdf>.
- [2] Alcatel, ENST- Bretagne, INT et LRI Université Paris Sud. Etat de l'art du projet ROM. *Rapport de recherche RNRT ROM (Réseau Optique Multiservice)*, 2001.
- [3] Baldine I, G.N Rouskas, H.G Perros et D Stevenson. Jumpstart : A Just-in-Time Signaling Architecture for WDM Burst-Switched Networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(2) :82–89, 2002.
- [4] Bayvel P et M Düser. Performance of a Dynamically Wavelength-Routed, Optical Burst Switched Network. *Global Telecommunications Conference, GLOBECOM '01. IEEE*, 4 :2139–2143, Novembre 2001.
- [5] Bochmann G.V, M Mouftah et A Maach. Robust Optical Burst Switching. *Workshop On Optimization of Optical Networks, Université de Montréal*, <http://www.iro.umontreal.ca/~jaumard/>, Mars 2004.
- [6] Cao X, J Li, Y Chen et C Qiao. Assembling TCP/IP Packets in Optical Burst Switched Networks. In *IEEE GLOBECOM02*, volume 3, pages 2808–2812, 2002.

- [7] Chen Y, H Wu, D Xu et C Qiao. Performance Analysis of Optical Burst Switched Node with Deflection Routing. In *IEEE ICC*, volume 2, pages 1355–1359, 2003.
- [8] Chen Y, M Hamidi, D.H.K Tsang et C Qiao. Providing Proportionally Differentiated Services over Optical Burst Switching Networks. In *IEEE GLOBECOM*, volume 3, pages 1510–1514, 2001.
- [9] Chi H, J Luo, H Zhao, J Wang, Z Zhang et Q Zeng. A Novel Composite Scheduling Algorithm for OBD Switch with Shared Optical Buffer. In *ICCT 03*, pages 551–554, 2003.
- [10] Ramaswami R et K.N Sivarajan. *Optical Networks : A Practical Perspective*. Morgan Kaufmann Publishers Inc, 1998.
- [11] Gauger C. Performance of Converter Pools for Contention Resolution in Optical Burst Switching. In *OptiComm 02*, pages 109–117, 2002.
- [12] Gauger C. Dimensioning of FDL Buffers for Optical Burst Switching Nodes. In *Optical Network Design and Modeling (ONDM 2002)*, Février 2002.
- [13] Hsu C.F, T.L Liu et N.F Huang. Performance Analysis of Deflection Routing in Optical Burst-Switched Networks. *INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, 1 :66–73, Juin 2002.
- [14] Jean François L'haire, HTTR, Université Paul Sabatier TOULOUSE3. La fibre optique en images. <http://www.httr.univ-tlse.fr/pedagogie/cours/fibre/welcome.htm>, 1997.
- [15] Kim S, N Kim et M Kang. Contention Resolution for Optical Burst Switching Networks Using Alternative Routing. *ICC 2002. IEEE International Conference on Communications 2002*, 5 :2678 – 2681, 2002.

- [16] Qiao C. Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM Integration. *IEEE Communications Magazine*, 38(9) :104–114, Septembre 2000.
- [17] Qiao C et M Yoo. Optical Burst Switching (OBS) - A New Paradigm for an Optical Internet. *Journal of High Speed Networks*, 8(1) :69–84, 1999.
- [18] Qiao C et M Yoo. Choices, Features and Issues in Optical Burst Switching. *Optical Networks Magazine*, 1(2) :36–44, Avril 2000.
- [19] Réseau d'informations scientifiques du Québec (RISQ). La fibre optique. <http://www.risq.qc.ca>.
- [20] Tanida.H, K Ohmae, Y Choi et H Okada. An Effective BECN/CRN Typed Deflection Routing for QoS Guaranteed Optical Burst Switching. *GLOBE-COM 2003*, 2003.
- [21] Turner.J et J Ramamirtham. Design of Wavelength Converting Switches for Optical Burst Switching. In *INFOCOMM 02*, pages 362–370, 2002.
- [22] Verma S, H Chaskar et R Ravikanth. Optical Burst Switching : A Viable Solution for Terabit IP Backbone. *IEEE Network*, pages 48–53, 2000.
- [23] Vokkarane V.M et J.P Jue. Prioritized Routing and Burst Segmentation for QoS in Optical Burst-Switched Networks. *Optical Fiber Communication Conference and Exhibit*, pages 221–222, Mars 2002.
- [24] Vokkarane V.M et J.P Jue. Prioritized Burst Segmentation and Composite Burst-Assembly Techniques for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communication*, 21(7) :1198–1209, Septembre 2003.
- [25] Wang X, H Morikawa, et T Aoyama. Deflection Routing Protocol for Burst Switching WDM Mesh Networks. In *OPTICOMM 00*, pages 257–266, 2000.

- [26] Wei J.Y et R.I McFarland. Just-In-Time Signaling for WDM Optical Burst Switching Networks. *Journal of Lightwave Technology*, 18(12) :2019–2037, Décembre 2000.
- [27] Xiong.Y, M Vandenhoute et H.C Cankaya. Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18 :1838–1851, 2000.
- [28] Zalesky A, H.L Vu, M Zukerman, Z Rosberg et E.W.M Wong. Evaluation of Limited Wavelength Conversion and Deflection Routing as Methods to Reduce Blocking Probability in Optical Burst Switched Networks. *2004 IEEE International Conference on Communications*, 3 :1543 – 1547, 20-24 June 2004.