



# *Projet RNRT PORTO*

Planification et Optimisation des Réseaux de Transport Optiques

*Rapport final*

Décembre 2001

**Liste des participants au projet :**

ALCATEL RESEARCH & INNOVATION

Olivier AUDOUIN  
Caroline BLAIZOT  
Emmanuel DOTARO  
Martin VIGOUREUX

MASCOTTE (CNRS/INRIA/UNSA)

Bruno BEAUQUIER  
Jean-Claude BERMOND  
Bruno BONGIOVANNI  
Stéphane PERENNES  
Michel SYSKA

FRANCE TELECOM R&D

Serge BIBAS  
Lilian CHACON  
Bertrand DECOCQ  
Elisabeth DIDELET  
Alexandre LAUGIER  
Abdel LISSER  
Adam OUOROU  
François TILLEROT

## Table des matières

<b>1</b>	<b>Introduction</b>	<b>1</b>
<b>2</b>	<b>Contexte technologique</b>	<b>1</b>
2.1	Multiplexage en longueurs d’onde.....	2
2.2	Brassage en longueurs d’onde .....	2
<b>3</b>	<b>Définition et contraintes du problème</b>	<b>4</b>
3.1	Routage physique des demandes.....	4
3.2	Politiques de sécurisation du réseau .....	5
3.2.1	Protection.....	5
3.2.2	Restauration.....	6
3.3	Allocation de ressources.....	7
3.3.1	Définitions.....	7
3.3.2	La conversion de longueurs d’onde .....	8
3.3.3	Les différents types de routages optiques.....	8
<b>4</b>	<b>Modélisation et résolution du problème</b>	<b>9</b>
4.1	Problématique .....	9
4.1.1	Hypothèses .....	9
4.1.2	Décomposition du problème en deux sous-problèmes .....	10
a.	Problème de routage.....	10
b.	Problème de groupage.....	10
4.2	Modélisation du réseau et des équipements de réseau .....	11
4.3	Résolution du problème dans l’outil.....	11
4.3.1	Description du module de routage .....	11
4.3.2	Description du module de groupage .....	13
4.3.3	Renseignements fournis par la solution .....	13
4.4	Autre modèle non développé dans l’outil.....	13
4.4.1	Notations utilisées.....	14
4.4.2	Formulation complète à trois niveaux .....	14
4.4.3	Autre formulation .....	16
a.	Brassage à deux niveaux.....	16
b.	Brassage à trois niveaux .....	18
<b>5</b>	<b>Présentation de l’outil porto</b>	<b>20</b>
5.1	Format des données d’entrée .....	20
5.2	Fonctionnalités.....	21
5.3	Visualisation des résultats .....	25
5.4	Format des sorties .....	26
5.5	Architecture logicielle.....	28

<b>6</b>	<b>Résultats expérimentaux</b>	<b>30</b>
6.1	Trois réseaux expérimentaux.....	30
6.2	Résultats obtenus avec l’outil.....	32
<b>7</b>	<b>Réseaux SDH sur WDM</b>	<b>35</b>
7.1	Introduction .....	35
7.2	Partitionnement.....	35
7.2.1	Gain attendu.....	35
7.2.2	Caractéristiques de l’optique et coûts.....	36
7.2.3	Complexité de la solution .....	36
7.3	Heuristique, conception .....	36
7.3.1	Partitionnement dépendant du trafic .....	36
7.3.2	Zones potentielles .....	37
7.3.3	Seuils technologiques.....	37
7.3.4	Coûts .....	38
7.3.5	Partitionnement pas à pas .....	38
	a. Calcul de l’APN ( <i>approximate port number</i> ).....	39
	b. Intervalle de validité de l’APN.....	40
	c. Calcul de l’APG ( <i>approximate predictive gain</i> ) .....	40
	d. Incrémentation d’une zone .....	41
7.4	Implémentation.....	41
7.4.1	Problématique de la taille mémoire .....	41
7.4.2	Problématique du temps.....	41
7.4.3	Paramétrage.....	41
7.5	Premiers résultats.....	42
<b>8</b>	<b>Conclusions</b>	<b>44</b>

## 1 Introduction

---

Au cours de ces dernières années, l'installation des premières liaisons point à point WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) en Europe a montré comment les techniques de multiplexage optique peuvent s'inscrire en continuité avec la planification d'un réseau de transport SDH. Le multiplexage en longueurs d'onde WDM offre dans ce cadre une augmentation des capacités en transmission point à point, permettant aujourd'hui de superposer dans une seule paire de fibres une centaine de liaisons point à point STM-16 (2,5 Gbps), STM-64 (10 Gbps), voire même STM-256 (40 Gbps).

Grâce au développement des brasseurs optiques, il est possible de définir une couche optique WDM dans laquelle les canaux optiques sont routés et sécurisés. Ainsi, les technologies WDM permettent non seulement d'augmenter les capacités de transmission mais également de définir un nouveau réseau dorsal de transport.

Ce document décrit les problèmes de planification d'un réseau de transport optique relatifs aux trois scénarios du projet RNRT PORTO (*Planification et Optimisation des Réseaux de Transport Optiques*). L'objectif était d'analyser la planification de la couche WDM pour une matrice de demandes exprimée en longueurs d'onde. La constitution de ces conduits optiques par le groupage d'affluents (typiquement des VC-4 de la couche cliente SDH) est étudiée dans le second scénario. En effet, le premier scénario doit permettre d'aborder les technologies WDM et les méthodes de planification associées, mais la problématique de fond est liée à l'introduction d'un réseau dorsal en renfort d'une couche cliente avec tous les problèmes de planification globale que cela engendre (scénario 2 multicouche).

Le document est organisé de la façon suivante. La partie n°2 rappelle le contexte technologique du projet PORTO, en introduisant les notions de multiplexage et de brassage en longueurs d'onde. La partie n°3 définit le problème de la planification d'une couche optique et présente les deux sous-problèmes qui en découlent à savoir le calcul du routage physique des demandes et l'allocation des ressources. Les contraintes à prendre en compte dans les deux sous-problèmes sont également présentées dans cette partie. La partie n°4 présente une modélisation mathématique du problème. La partie n°5 présente l'outil informatique développé dans le cadre du projet. La partie n°6 décrit les résultats obtenus. Enfin, la partie n°7 présente l'étude du scénario SDH/WDM.

## 2 Contexte technologique

---

Dans le contexte actuel d'une forte augmentation du trafic, il est important de prévoir une augmentation de la capacité des réseaux de transport. Pour des raisons économiques, les opérateurs n'envisagent pas de poser de nouvelles fibres, et misent plutôt sur une augmentation des débits et sur le déploiement du multiplexage en longueurs d'onde.

La transmission à haut débit – supérieur à 2,5 Gbps, soit par exemple 10 Gbps pour une trame STM-64 – pose encore des problèmes, surtout sur les fibres posées avant 1995 (ce qui représente une part non négligeable des fibres installées en France). Ces problèmes de transmission sont liés directement aux caractéristiques physiques de la fibre qui entraînent une forte dispersion due à la polarisation. C'est pourquoi, on s'intéresse particulièrement au multiplexage en longueurs d'onde des signaux à 2,5 Gbps.

## 2.1 Multiplexage en longueurs d'onde

Le *multiplexage en longueurs d'onde WDM* (*Wavelength Division Multiplexing*) consiste à transmettre plusieurs trames (4, 8, 16, 24, 32, ...) de signaux STM- $n$  (typiquement les STM-16) sur la même fibre, en utilisant une longueur d'onde différente par trame. Le WDM permet ainsi de multiplier par 4, 8, 16, ... la capacité de transmission des fibres optiques déjà installées sur un réseau de transport.

Selon les caractéristiques des fibres optiques normalisées, trois fenêtres de transmission ont été retenues, définissant trois plages de longueurs d'onde. Les équipements optiques disponibles commercialement aujourd'hui utilisent la fenêtre spectrale entre 1530 et 1565 nm, et 32 longueurs d'onde au maximum espacées de 1 nm. Dans les liaisons WDM à  $\Lambda$  longueurs d'onde (avec  $\Lambda = 4, 8, 16, \dots$ ), les  $\Lambda$  longueurs d'onde sont réparties uniformément parmi les 32 longueurs d'onde possibles. On dispose donc de  $\Lambda$  longueurs d'onde sur l'ensemble du réseau, ce qui peut constituer une contrainte supplémentaire si l'on ne travaille pas dans un contexte de réseau neuf (*green field*), c'est-à-dire indépendamment des équipements installés.

## 2.2 Brassage en longueurs d'onde

L'association d'une trame STM- $n$  et d'une longueur d'onde (définissant ainsi un *canal optique OCH*) va permettre l'aiguillage des signaux en fonction de leur longueur d'onde au niveau des nœuds du réseau, sans que le brassage de ces signaux ne nécessite de conversion optoélectronique. C'est la longueur d'onde qui détermine le trajet d'une trame en fonction de la configuration des nœuds. On parle alors de *brassage en longueurs d'onde*, et les nœuds du réseau sont des *brasseurs optiques*.

Le brassage en longueurs d'onde apporte une flexibilité dans la gestion des canaux hauts débits grâce à des possibilités de reconfiguration des nœuds de brassage. Il permet notamment la sécurisation du réseau.

On distingue plusieurs types de nœuds de brassage (fig. 1) :

- les *wavelength translating optical cross-connects* (WT-OXC, *brasseurs de longueurs d'onde avec conversion*). Ces nœuds permettent le brassage au niveau longueur d'onde avec possibilité de changer de longueur d'onde. Autrement dit, n'importe quelle longueur d'onde d'entrée peut être aiguillée vers n'importe quel port de sortie. Les WT-OXC présentent l'avantage d'être plus flexibles que les WR-OXC (cf. ci-dessous) mais leur structure de nœud est plus complexe.
- les *wavelength routing optical cross-connects* (WR-OXC, *brasseurs de longueurs d'onde sans conversion*). Ces nœuds permettent le brassage au niveau longueur d'onde, mais sans conversion. Une longueur d'onde  $\lambda_i$  ne pourra être aiguillée que vers des ports de sortie correspondants à la même longueur d'onde  $\lambda_i$ .
- les *wavelength translating optical add-drop multiplexers* (WT-OADM). Ces nœuds peuvent être considérés comme des WT-OXC sous-équipés : une longueur d'onde d'entrée ne peut être aiguillée que vers deux ports de sortie (transit ou *drop*) et une longueur d'entrée ne peut provenir que de deux ports d'entrée (transit ou *add*), avec possibilité de changer de longueur d'onde. Pour les représenter, on définit les WT-OADM unitaires comme des nœuds de brassage avec une fibre d'entrée et une fibre de sortie. Le signal WDM qui se trouve sur la fibre d'entrée est démultiplexé pour pouvoir extraire des canaux (*Drop*), puis les canaux qui transitent sont multiplexés sur la fibre de sortie avec les canaux qui sont insérés (*Add*). On considère qu'un WT-OADM est composé d'un empilement de WT-OADM unitaires.
- les *wavelength routing optical add-drop multiplexers* (WR-OADM). Le principe est le même que pour les WT-OADM, mais sans pouvoir changer de longueur d'onde. On considère également qu'un WR-OADM est composé d'un empilement de WR-OADM unitaires.
- les *band translating optical cross-connects* (BT-OXC, *brasseurs de bandes avec conversion*). Ces nœuds permettent le brassage au niveau bande de longueurs d'onde avec possibilité de changer de

bande. Autrement dit, n'importe quelle bande de longueurs d'onde d'entrée peut être aiguillée vers n'importe quel port de sortie. Les BT-OXC ont une fonction similaire aux WT-OXC à l'exception de la granularité brassée.

- les *band routing optical cross-connects* (BR-OXC, *brasseurs de bandes sans conversion*). Ces nœuds permettent le brassage au niveau bande de longueurs d'onde, mais sans translation de bande. Une bande de longueurs d'onde  $B_i$  ne pourra être aiguillée que vers des ports de sortie correspondant à la même bande  $B_i$  (similaire au WR-OXC).
- les *fiber optical cross-connects* (F-OXC, *brasseurs de fibres*). Ces nœuds permettent le brassage au niveau fibre. Tout le multiplex est commuté dans son ensemble de n'importe quelle fibre d'entrée vers n'importe quelle fibre de sortie.

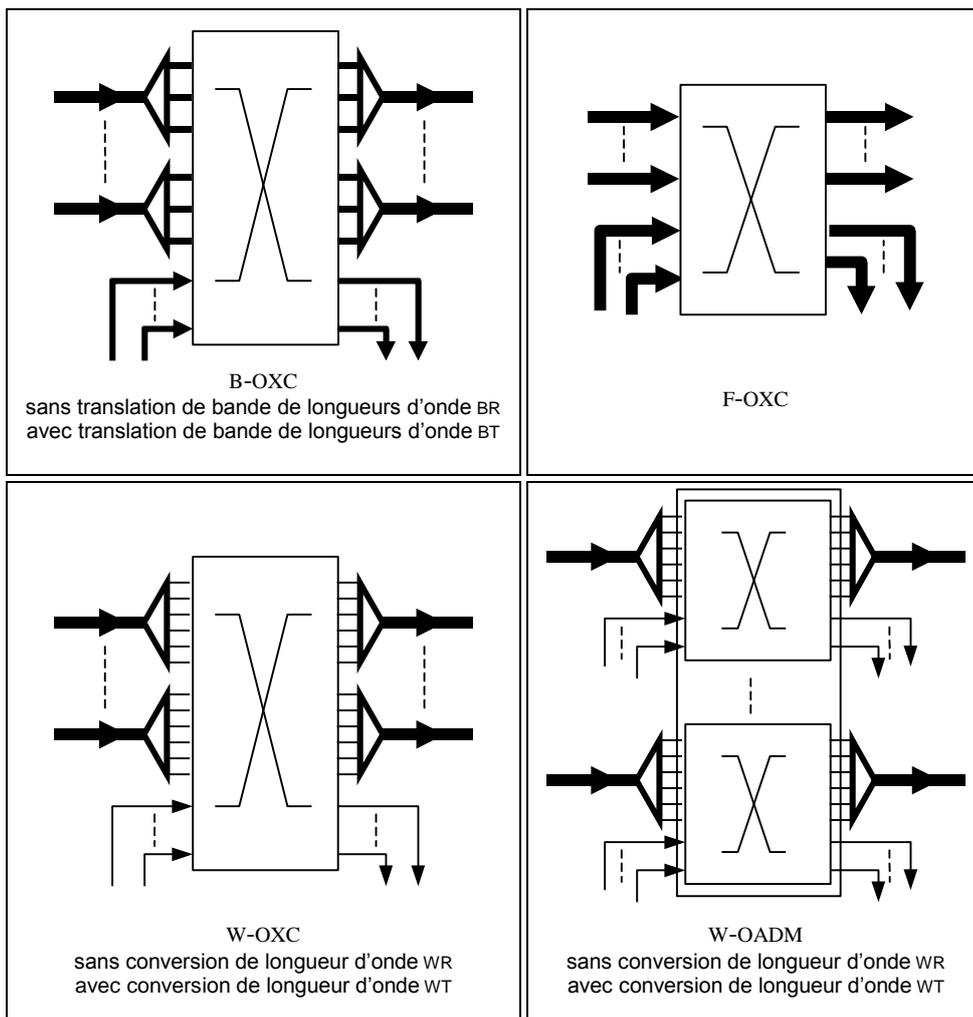


FIG. 1 Représentation schématique des différents brasseurs optiques

### 3 Définition et contraintes du problème

Le problème de la définition d'une couche optique est un problème d'optimisation sous contraintes qui nécessite la minimisation d'une fonction objectif (notion que nous introduisons dans la partie n°4). Le problème se divise en deux sous-problèmes, qui sont le *calcul du routage physique* des demandes sur le réseau, et l'*allocation des ressources* pour l'acheminement des demandes sur ce routage.

#### 3.1 Routage physique des demandes

Une *demande* correspond à une quantité de trafic qui doit être acheminée d'un nœud A jusqu'à un nœud B. Cette quantité de trafic peut être exprimée en différentes unités. Dans le cadre de ce premier scénario, nous considérons que la demande est exprimée en STM-16.

Tant que le trafic dans les réseaux était de type téléphonique, les demandes étaient *symétriques*, c'est-à-dire que l'existence d'une demande de A vers B impliquait de fait une demande de B vers A de même volume. On peut alors parler tout simplement de la demande entre A et B. Cependant différents types de trafics *non symétriques* prennent de l'importance dans les réseaux d'aujourd'hui, ce qui remet en question la symétrie des demandes (le trafic de données par exemple). Dans les définitions qui suivent nous considérons le cas général où les demandes ne sont pas forcément symétriques, et on distingue clairement la demande de A vers B de la demande de B vers A. Les demandes sont donc orientées.

Calculer le *routage physique* d'une demande consiste à calculer un ou plusieurs chemins physiques sur les infrastructures du réseau, afin de définir le *chemin* (ou les chemins) emprunté(s) par la demande lors de son transport. Le routage est *symétrique* si les chemins sont les mêmes pour la demande de A à B et la demande de B à A. Il est *non symétrique* dans le cas contraire. La fig. 2 illustre la différence entre un routage symétrique et non symétrique. Les demandes sont partiellement représentées sur un réseau où les nœuds sont de couleur magenta. Les routages sont représentés sur le réseau physique où les nœuds sont de couleur bleue.

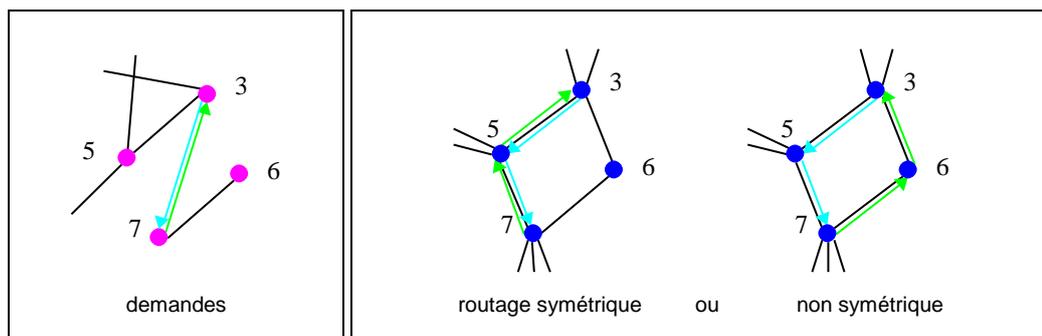


FIG. 2 Routages symétrique et non symétrique pour les demandes entre  $N_3$  et  $N_7$

On parle de *monoroutage* lorsque la totalité de la demande entre deux nœuds (ici, tous les STM-16 de A à B) utilise le même chemin, alors qu'un *multiroutage* autorise l'emprunt de chemins différents pour acheminer des sous-parties de la demande (cf. fig. 3).

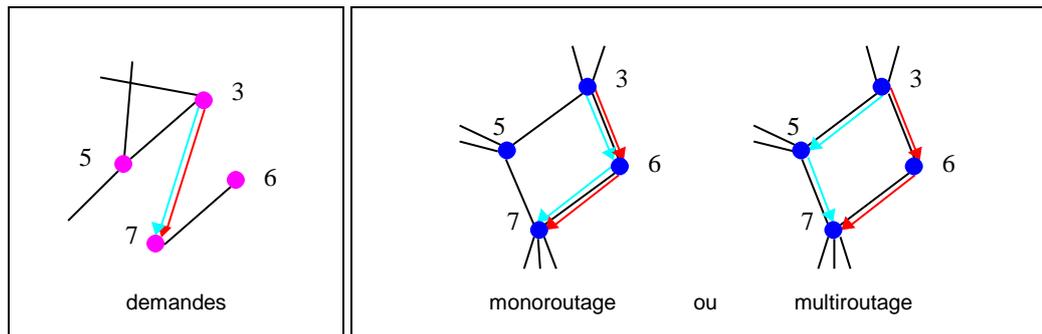


FIG. 3 Monoroutage et multiroutage pour la demande entre  $N_3$  et  $N_7$

La restriction au routage symétrique simplifie les calculs de routage. En effet, si on ne souhaite pas sécuriser l'acheminement des demandes et si on considère un monoroutage, on doit simplement calculer un chemin unique par demande, le plus souvent par un algorithme du plus court chemin sur les distances des infrastructures du réseau. En cas de *sécurisation*, le calcul du routage est souvent plus complexe.

On peut aussi devoir respecter des contraintes physiques dues à la transmission optique, comme la longueur maximale des chemins ou le nombre maximal de nœuds traversés.

### 3.2 Politiques de sécurisation du réseau

Les pannes peuvent survenir soit au niveau des nœuds du réseau, soit au niveau des liens. Si on ne prévoit pas de ressources de réserve, certaines demandes ne pourront pas être acheminées. Afin d'assurer en permanence l'acheminement des demandes, on sécurise les systèmes de transport en installant des systèmes supplémentaires appelés systèmes de réserve. Le calcul des ressources de réserve peut s'effectuer pendant la phase du calcul du routage physique en fonction de la politique de sécurisation choisie. Il existe deux mécanismes de sécurisation : la *protection* et la *restauration*.

#### 3.2.1 Protection

La protection est un mécanisme automatique dans le sens où les ressources de réserve qui seront utilisées en cas de panne sont prédéterminées. Pour tous les types de protection de chemin présentés ci-dessous, cela revient à calculer deux chemins disjoints, de façon à définir un chemin de secours pour chaque chemin principal d'acheminement. Les différents types de protection de chemin qui existent diffèrent dans la façon d'utiliser ces chemins et dans le calcul du nombre de systèmes de réserve à installer :

- **1+1** : les demandes sont acheminées en même temps sur le chemin principal et sur le chemin de secours, et un commutateur sélectionne le meilleur des deux signaux à la réception. Il s'agit d'une protection dédiée, à opposer à la protection partagée, car un système de réserve est installé pour chaque système de transport.
- **1 : 1** (« un pour un ») : en fonctionnement normal, la demande est acheminée via le chemin principal ; en cas de panne sur le chemin principal, elle est acheminée via le chemin de secours. On installe autant de systèmes de transport que de systèmes de réserve. Là encore, il s'agit d'une protection dédiée.
- **M : N** (« M pour N ») : c'est le même type de protection que la protection **1 : 1**, étendue à la protection de  $N$  chemins principaux par  $M$  chemins de secours ; on installe seulement  $M$  systèmes de transport de réserve, pour  $N$  systèmes principaux. Il s'agit ici d'une protection partagée, moins coûteuse en nombre de ressources à installer que la protection dédiée.

### 3.2.2 Restauration

La *restauration* est un mécanisme de sécurisation commandé par un gestionnaire centralisé ou distribué qui reroute dynamiquement le trafic affecté par une panne. Celui-ci dispose d’une vision globale du réseau et calcule un chemin de secours à partir des ressources disponibles dans le réseau au moment de la panne. Lorsqu’on dimensionne le réseau optique, il faut prévoir suffisamment de ressources de réserve pour qu’en fonctionnement, on soit assuré que les systèmes de réserve installés seront suffisants pour acheminer les demandes concernées par la panne.

Les chemins de secours et le nombre de systèmes à installer diffèrent selon la stratégie de restauration choisie :

- restauration de chemin* : le gestionnaire centralisé calcule, pour chaque demande concernée par la panne, un chemin de secours arcs et nœuds disjoints du chemin principal. Pour cette panne, le nombre de systèmes de réserve à installer sur un tronçon du réseau est égal au nombre de chemins de secours passant par ce tronçon. Sur l’exemple de la fig. 4, il faut 2 systèmes de réserve entre les nœuds  $N_6$  et  $N_7$ , mais un seul entre  $N_3$  et  $N_4$ . La réserve en systèmes doit être suffisante pour réacheminer les demandes quelle que soit la localisation de la panne. Sur un tronçon, il faut donc réserver le nombre maximum de chemins de secours passant par ce tronçon, calculé sur toutes les pannes. Il s’agit donc d’une politique de sécurisation où les systèmes de réserve sont partagés.

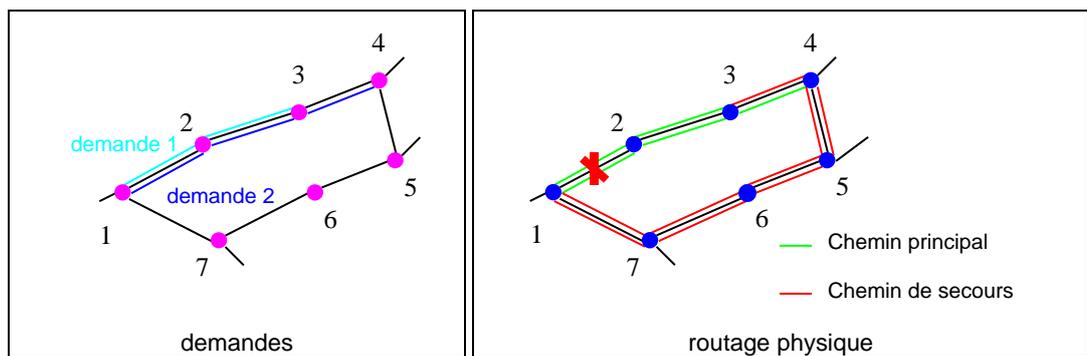


FIG. 4 Restauration de chemin

- restauration de section* : en cas de panne sur un lien, le gestionnaire calcule, pour chaque demande concernée, un chemin de secours qui n’emprunte pas le lien défectueux. Chemins principaux et chemins de secours peuvent avoir dans ce cas (et contrairement à la restauration de chemin) des sections communes (cf. fig. 5). Le nombre de systèmes de secours à prévoir se calcule comme pour la restauration de chemin.

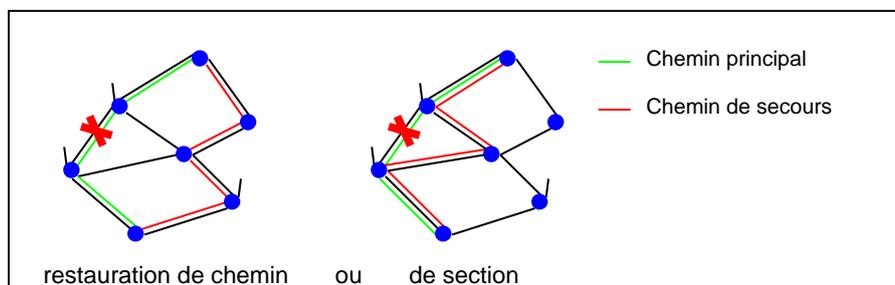


FIG. 5 Différence entre la restauration de chemin et la restauration de section

### 3.3 Allocation de ressources

Sans multiplexage en longueurs d’onde, la phase de dimensionnement serait terminée après le calcul du routage physique des demandes sur les infrastructures du réseau. Avec le multiplexage en longueurs d’onde, il faut encore déterminer à quelles longueurs d’onde et sur quelles fibres sont transmises les trames sur chaque tronçon. C’est la phase d’*allocation de ressources*.

#### 3.3.1 Définitions

Définir la longueur d’onde d’émission d’une demande sur chaque section du chemin dans le routage physique revient à calculer le *routage optique* d’une demande. La différence entre un routage physique et un routage optique est illustrée fig. 6. Dans cet exemple, la demande du nœud  $N_1$  au nœud  $N_4$  est routée *via* les nœuds  $N_2$  et  $N_3$  (partie gauche de la figure). Son routage optique (à droite) est la donnée de trois longueurs d’onde sur les sections du chemin physique (les longueurs d’onde sont représentées par des cercles de couleur autour des flèches symbolisant le routage physique des demandes). Il y a *conversion de longueurs d’onde* aux nœuds  $N_2$  et  $N_3$ .

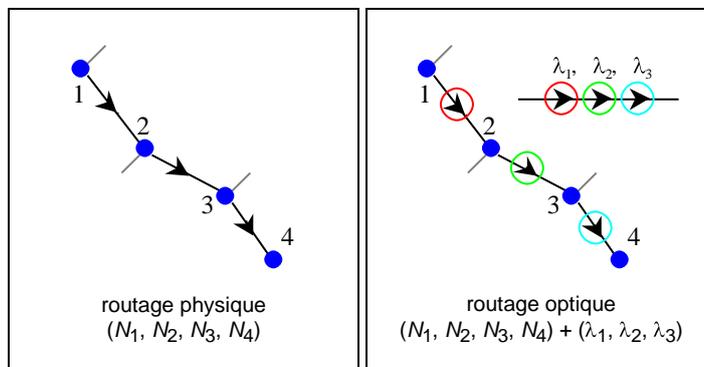


FIG. 6 Différence entre routage physique et routage optique

Lorsque les demandes et le routage physique sont symétriques, on peut opter pour un *routage optique symétrique* ou pour un *routage non symétrique*. Dans le cas d’un routage optique symétrique, la demande du nœud  $N_1$  au nœud  $N_4$  est transportée avec les mêmes longueurs d’onde que la demande du nœud  $N_4$  au nœud  $N_1$ , comme il est illustré sur la fig. 7. Opter pour un routage optique symétrique laisse supposer une gestion plus facile du réseau qu’en cas de routage optique non symétrique. En revanche, relâcher cette contrainte peut permettre d’économiser des longueurs d’onde, comme on peut le voir sur l’exemple de la fig. 8. En effet, lorsque le routage est symétrique, il est nécessaire d’avoir trois longueurs d’onde pour transporter les demandes. Lorsque le routage optique est non symétrique, deux longueurs d’onde suffisent.

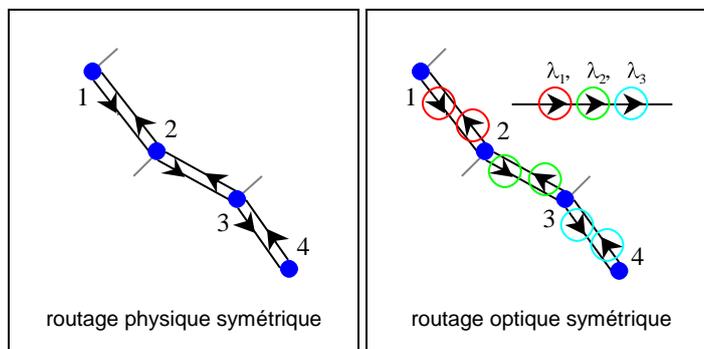


FIG. 7 Exemple de routage optique symétrique

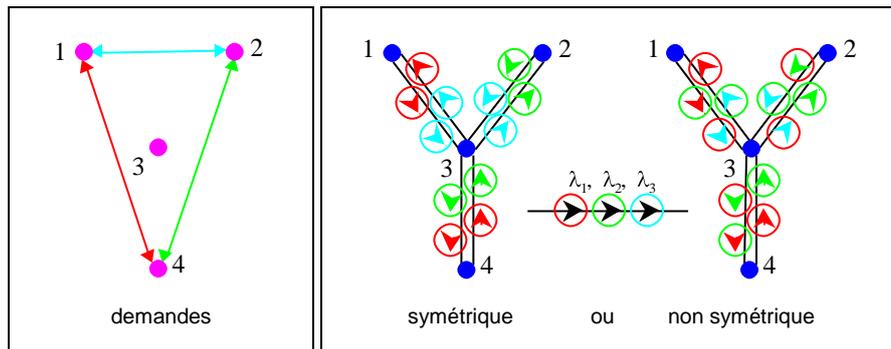


FIG. 8 *Avantage du routage non symétrique*

### 3.3.2 La conversion de longueurs d'onde

La conversion de longueurs d'onde au cours de la transmission d'un signal (conversion effectuée dans les WT-OXC par exemple) permet de réduire le nombre total de longueurs d'onde utilisées dans le réseau, comme il est expliqué dans l'exemple suivant (cf. fig. 9). Sur cette figure, les cercles de couleur symbolisent la longueur d'onde utilisée pour transporter une demande. La couleur des flèches dans la partie droite de la figure symbolise la demande. Les longueurs d'onde sont affectées aux différentes demandes sous la contrainte que deux signaux transmis à la même longueur d'onde ne peuvent pas emprunter la même fibre, et en supposant que le routage optique est symétrique. Dans tous les cas (avec ou sans conversion de longueurs d'onde), la demande de  $N_1$  vers  $N_4$  (flèches rouges) et la demande de  $N_2$  vers  $N_4$  (flèches vertes) doivent être transmises à deux longueurs d'onde différentes ( $\lambda_1$  et  $\lambda_2$ ) puisqu'elles empruntent la même fibre entre  $N_3$  et  $N_4$ . Comme le routage optique est symétrique, les demandes de  $N_4$  vers  $N_1$  et de  $N_4$  vers  $N_2$  utilisent ces mêmes longueurs d'onde. Pour des raisons de conflit, la demande de  $N_2$  à  $N_1$  (flèches bleues) ne peut pas utiliser  $\lambda_2$  sur le tronçon entre  $N_2$  et  $N_3$ , et ne peut utiliser  $\lambda_1$  sur le tronçon entre  $N_3$  et  $N_1$ . Si on considère qu'il n'y a pas de conversion au nœud  $N_3$ , la demande entre  $N_2$  et  $N_1$  doit utiliser une troisième longueur d'onde sur les deux tronçons de son routage. En cas de conversion possible au nœud  $N_3$ , cette demande peut d'abord être transmise en utilisant  $\lambda_1$  entre les nœuds  $N_2$  et  $N_3$ , puis  $\lambda_2$  entre  $N_3$  et  $N_1$ . Ainsi, deux longueurs d'onde suffisent.

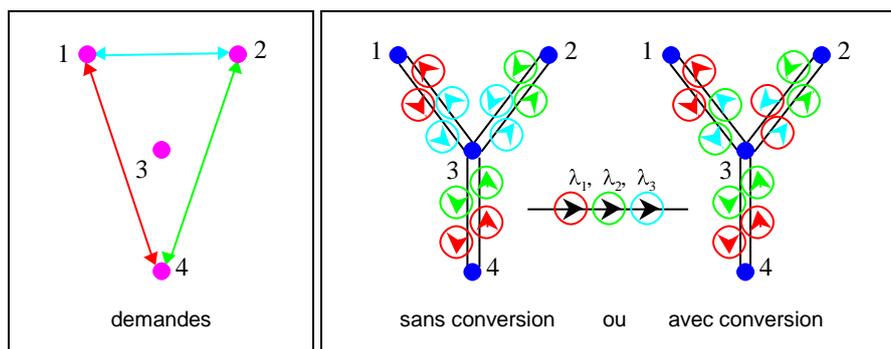


FIG. 9 *Avantage de la conversion de longueurs d'onde*

### 3.3.3 Les différents types de routages optiques

Selon qu'il y a ou non conversion de longueurs d'onde, on distingue divers types de routage optique :

- le *routage optique WP* (Wavelength Path routing) est un routage dans lequel aucune conversion de longueurs d'onde n'est permise. Ainsi, le routage physique est associé à une seule longueur d'onde, chargée de transporter toute l'information d'une extrémité à l'autre du chemin.

- le *routage optique VWP* (*Virtual Wavelength Path routing*) autorise la conversion de longueurs d'onde dans les nœuds traversés par les demandes (WT-OXC, BT-OXC, WT-OADM). Un exemple de routage optique VWP est illustré fig. 6.
- le *routage optique nVWP* limite à  $n$  le nombre de conversions possibles le long d'un chemin.
- le *routage optique TWP* (*Tuneable Wavelength Path routing*) se caractérise par la possibilité de conversion de longueurs d'onde aux seuls niveaux d'émission et de réception des signaux.

## 4 Modélisation et résolution du problème

---

### 4.1 Problématique

Le problème consiste en la définition d'un réseau dorsal de transport WDM, à partir d'une matrice de demandes exprimée en longueurs d'onde. Il s'agit de résoudre à la fois un problème de dimensionnement dans un réseau optique *hiérarchique*, problème portant essentiellement sur la détermination de l'équipement des nœuds du réseau en termes de brasseurs optiques, et un problème de routage optique du trafic respectant les contraintes de dimensionnement.

La problématique générale s'énonce de la façon suivante : *étant donné un ensemble de demandes dans un réseau physique, on recherche un réseau optique de faible coût capable d'acheminer les demandes de trafic*. Définir un réseau optique consiste d'une part à équiper de brasseurs optiques chaque nœud du réseau, d'autre part à déterminer comment ils sont connectés par des liens optiques. Le réseau optique est capable d'acheminer les demandes si on arrive à calculer un routage qui respecte les capacités et les fonctionnalités de la couche optique.

#### 4.1.1 Hypothèses

On suppose que la *matrice des demandes est symétrique*. En ce qui concerne les infrastructures physiques, la *position des nœuds et des câbles optiques*, et le *nombre de fibres optiques par câble* sont donnés. Les liaisons WDM ont une capacité fixe (de *32 longueurs d'onde par fibre* dans les exemples).

On considère un *routage non groupé et non symétrique*. On autorise la *conversion de longueur d'onde à tous les nœuds*. Deux politiques de sécurisation seront successivement étudiées : la première approche s'appuie sur *un scénario sans protection* alors que la seconde considère une protection de chemin 1+1 sur des pannes simples de câble ou de nœud.

Le schéma de résolution prend en compte *trois niveaux de granularité*, à savoir la longueur d'onde, la bande de plusieurs longueurs d'onde, et la fibre capable de transporter plusieurs bandes de longueurs d'onde. Il prend aussi en compte le caractère multibloc des nœuds. En d'autres termes, le brassage dans les nœuds pourra être réalisé au niveau des longueurs d'onde, des bandes de longueurs d'onde ou des fibres, et chaque nœud pourra donc être composé des trois types de brasseurs : W-OXC (brasseur de longueurs d'onde), B-OXC (brasseur de bandes), F-OXC (brasseur de fibres).

Pour *l'interconnexion* des trois types de brasseurs dans un même nœud, on peut considérer trois solutions : 1) les trois brasseurs ne sont pas reliés entre eux, 2) les trois brasseurs sont entièrement connectés entre eux, comme il est illustré sur la fig. 10, et 3) seuls les brasseurs de longueurs d'onde (W-OXC) et les brasseurs de bandes de longueurs d'onde (B-OXC) sont reliés entre eux. La solution retenue est celle où tous les brasseurs sont connectés.

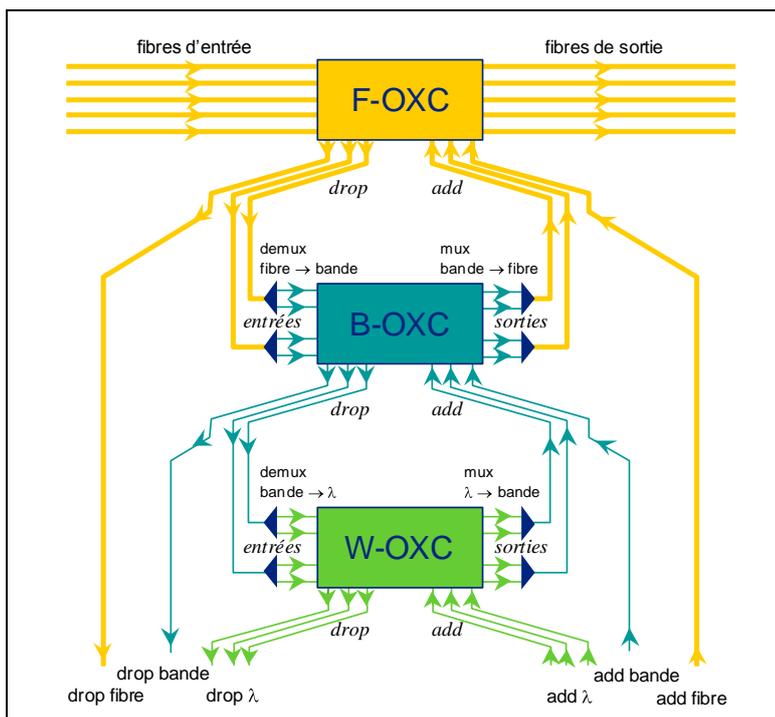


FIG. 10 Connexion des trois types de brasseurs dans un nœud

#### 4.1.2 Décomposition du problème en deux sous-problèmes

Le modèle de coût précis défini dans le livrable 1 (partie n°6) est d’une telle complexité que, dès que le nombre de demandes dépasse quelques unités, le programme mathématique correspondant ne peut être résolu en un temps acceptable. Nous avons donc décidé de découper la résolution du problème en deux phases de moindre complexité : 1) une phase de routage des demandes sur le réseau physique et 2) une phase de groupage des canaux élémentaires (ici les longueurs d’onde) en multiplex de taille supérieure (bandes ou fibres). Cette première approche est celle retenue dans l’outil développé. Une autre approche consistant à réduire la complexité du modèle est présentée en 4.4.

##### a. Problème de routage

Le problème de routage consiste à associer à chaque demande un ensemble de chemins dans le réseau physique qui respecte les capacités données pour chaque arc. Au cours de cette phase d’optimisation on ne considère qu’un seul niveau de granularité, la longueur d’onde. Le problème principal est de trouver une solution respectant la capacité initiale du réseau. En cas d’échec, on peut proposer un redimensionnement des capacités en augmentant le nombre de fibres sur certains arcs. Notons que le routage d’une demande de  $x$  à  $y$  emprunte des chemins *a priori* différents de ceux de la demande de  $y$  à  $x$  si celle-ci existe (cas orienté).

##### b. Problème de groupage

L’objectif est d’utiliser les équipements les moins coûteux possibles dans les nœuds. On rappelle que l’on dispose de trois types de brasseurs capable d’insérer (*Add*) et d’extraire (*Drop*) des éléments d’un niveau donné, ou bien de router ces éléments d’un port d’entrée vers un port de sortie (*Switch*). Ces éléments correspondent à une fibre, une bande ou une longueur d’onde selon le type du brasseur considéré. Ils sont appelés *containers* dans la suite du document.

Sur la fig. 10, on remarque que les ports d’entrée ou de sortie d’un brasseur sont aussi connectés aux brasseurs des niveaux voisins. Quand les bandes contenues dans des fibres en entrée doivent être routées sur des fibres en sortie différentes on doit les séparer et les recombinaisonner dans un brasseur de type

B-OXC. De la même façon, les longueurs d’onde contenues dans ces bandes peuvent nécessiter un traitement de séparation/recombinaison dans un brasseur de type W-OXC. Le nombre total de connexions par brasseur (degré du brasseur) induit son coût, et le coût associé à chaque niveau est spécifique. Le niveau fibre étant le moins cher, on va tenter de réduire autant que possible les degrés associés au niveau bande, ou les degrés associés au niveau longueur d’onde encore plus coûteux.

Pour ce faire, on doit regrouper le trafic des demandes qui peuvent emprunter des portions de chemin communes dans les containers les moins coûteux. Idéalement, on ne voudrait utiliser que des fibres et des brasseurs F-OXC. Cependant cela est impossible car la capacité des arcs est limitée.

## 4.2 Modélisation du réseau et des équipements de réseau

Le réseau est modélisé par un graphe orienté multicouche dans lequel les nœuds désignent les brasseurs du réseau. À chaque arc est associé un câble qui constitue le container de niveau le plus haut. Il contient de façon imbriquée tous les autres containers de niveau inférieur : fibres, bandes, et longueurs d’onde. Un câble est donc associé à une liste de fibres, une fibre à une liste de bandes et une bande à une liste de longueurs d’onde. Par souci d’abstraction, l’outil ne traite pas des fibres, bandes ou longueurs d’onde mais des containers d’un certain niveau (*level* dans le programme) dont le label est quelconque. Le nombre de niveaux est fixé dans les données d’entrée et spécifique à un réseau donné. Ainsi on peut traiter des problèmes en ignorant ou non le niveau bande, ou même considérer une granularité plus fine en incluant le niveau VC-4 par exemple. Dans tous les cas, le niveau le plus bas (niveau 0) est celui qui transporte une unité de la demande.

Le nombre de fibres à l’intérieur d’un câble est variable, mais le nombre de bandes par fibre et le nombre de longueurs d’onde par fibre sont des paramètres constants dans le problème.

Pour chaque niveau de container on définit des attributs aux extrémités de l’arc considéré. Par exemple une fibre associée à un câble de l’arc  $x \rightarrow y$  du graphe représentant le réseau peut être *ouverte* ou *fermée* en chacune de ses extrémités  $x$  ou  $y$ , ou *non utilisée*. *Ouverte en entrée* signifie que la fibre a été traitée dans un B-OXC en  $x$ . *Ouverte en sortie* signifie que la fibre va devoir être traitée dans un brasseur B-OXC en  $y$ . Une fibre *fermée* (en entrée ou sortie) traverse directement un brasseur F-OXC (respectivement en  $x$  ou  $y$ ) sans que les bandes aient à être séparées. La propriété ouverte ou fermée n’a pas de sens au niveau le plus bas.

Si le container transporte du trafic, on connaît les demandes correspondantes en consultant les attributs `Route` des containers 0 inclus. Une *route* est un chemin transportant une unité de trafic. Dans le cas où un container transporte du trafic, les attributs `Prev` et `Next` indiquent s’il y a lieu les identifiants des containers précédents et suivants sur le chemin.

La description détaillée des structures de données est présentée aux paragraphes 5.1 et 5.4.

## 4.3 Résolution du problème dans l’outil

### 4.3.1 Description du module de routage

Formellement, soit  $G = (V, E)$  le graphe orienté représentant le réseau, on appelle  $D$  l’ensemble des demandes à satisfaire. On note  $P_{main}(d)$  l’ensemble des chemins principaux associés à la demande  $d$  et  $P_{protection}(d)$  l’ensemble des chemins de protection associés à la demande  $d$ .

On note  $\forall d \in D, \forall e \in E, Value_{main}(e, d)$  le nombre de longueurs d’onde utilisées pour les chemins principaux empruntant l’arête  $e$  pour la demande  $d$ . On note  $\forall e \in E, e_{size}$  la capacité maximum de l’arête  $e$ . On note  $\forall v \in V, \forall d \in D, AddDrop(v, d)$  le nombre de longueurs d’onde qui sont insérées pour cette demande  $d$  ou extraites (la valeur est donc négative). En fait, pour chaque demande, seuls deux nœuds que l’on note  $v_{start}$  et  $v_{end}$  — ce sont les nœuds source et destination — sont concernés, les autres ont une valeur *Add/Drop* nulle. On pose alors les contraintes suivantes, basées sur les lois de Kirchoff. Elles expriment que les demandes s’écoulent à travers le réseau sans perte.

$$\forall d \in D, \forall e \in E, Value_{main}(e, d) \leq e_{size}$$

$$\forall d \in D, \forall v \in V, \sum_{e \in E, e \in v^-} Value_{main}(e, d) - \sum_{e \in E, e \in v^+} Value_{main}(e, d) = AddDrop(v, d)$$

$$\forall d \in D, \forall e \in E, Value_{main}(e, d) \in N$$

On notera que cette modélisation permet d'effectuer le multiroutage des demandes puisque la conservation du flot au nœud permet à ce flot de se séparer suivant les arcs. Dans le cas où l'on souhaite que le routage soit monochemin (cas requis pour l'option protection 1+1), on ajoute les contraintes :

$$\forall d \in D, \forall v \in V, \sum_{e \in E, e \in v^+} Used_{main}(e, d) \leq 1 \text{ (seulement en monoroutage)}$$

$$\forall d \in D, \forall e \in E, Used_{main}(e, d) \times MAX\_VALUE \geq Value_{main}(e, d)$$

où  $MAX\_VALUE$  est un entier très grand devant les variables du problème,

$$\forall d \in D, \forall e \in E, Used_{main}(e, d) \in \{0, 1\}$$

Ces deux contraintes permettent de comptabiliser les arêtes utilisées, mais nécessitent l'utilisation de variables en 0-1, ce qui alourdit considérablement le problème. La fonction objectif utilisée est assez simple et permet une optimisation plus rapide.

Pour éviter la dispersion du flot à travers le graphe on utilise une fonction objectif qui tend à minimiser le nombre de longueurs d'onde utilisées :

$$Obj : \text{Min} \left( \sum_{e \in E, d \in D} Value_{main}(e, d) \right)$$

Le choix de la fonction objectif pour la réalisation des algorithmes de protection est motivé par le fait que certains algorithmes nécessitent l'exécution de plusieurs routages successifs.

L'obtention des différentes valeurs  $Value_{main}(e, d)$  ne donne pas directement la solution au problème de routage. Il faut en effet reconstruire les chemins à travers le réseau grâce à ces valeurs. Pour cela, pour chaque demande, on part du nœud de départ et on remonte jusqu'au nœud d'arrivée en créant un chemin de taille maximale. Lorsque l'on a rejoint le nœud d'arrivée, on réitère l'opération jusqu'à écouler toute la demande. L'écoulement de l'intégralité de la demande est garanti par les équations du programme linéaire et il n'est pas possible de construire des chemins qui bloqueraient la construction des suivants. En pratique, la reconstruction des solutions est très rapide et son temps est négligeable devant celui de la résolution du programme linéaire.

Une fois que le routage est effectué, on peut obtenir la visualisation des chemins principaux alloués pour une demande donnée.

On se place dans le cas de la protection 1+1. Le principe de la méthode proposée réside dans le routage du double de la taille de la demande : on injecte la demande principale et la demande de protection. Ensuite, on pose des contraintes supplémentaires au programme linéaire déjà présenté pour assurer que la protection est disponible en cas de panne.

On calcule l'*arité* de tout sommet  $v \in V$ , notée  $Arite(v)$ ,

$$Arite(v) = Arite_{main}(v) + Arite_{protection}(v)$$

et on pose la contrainte supplémentaire suivante :

$$\forall v \in V, Arite(v) = 2$$

Par ailleurs on utilise uniquement du monoroutage.

L'arité d'un sommet se calcule en posant des variables en 0-1 sur les arêtes adjacentes à ce sommet et en faisant la somme de ces variables. Ces variables en 0-1 sont liées à chaque demande. Ainsi, ces contraintes sont rapidement générées et ne font pas exploser la taille du problème puisque l'on a déjà les variables *Value* qui produisent un nombre de variables proportionnel à  $Card(D) \times Card(E)$ . On notera que ce calcul conduit à déterminer un cycle dans le réseau (cycle constitué du chemin de protection mis bout à bout avec le chemin principal).

#### 4.3.2 Description du module de groupage

Le module de groupage prend en entrée la liste des demandes et les chemins qui leur sont associés par le module de routage. En fait, si une demande est routée sur plusieurs chemins, on la traite comme autant de sous-demandes indépendantes routées sur un seul chemin. Pour chaque demande et pour chaque arc on doit choisir quel conduit de taille suffisante va transporter la demande. Selon les cas on affecte à la demande un ensemble composé de longueurs d'onde, de bandes, ou de fibres. Ensuite on calculera la taille des équipements nécessaires dans les nœuds : F-OXC, B-OXC, W-OXC.

Les algorithmes testés dans l'outil implantent les heuristiques suivantes :

- *by arc* : affecte dans l'ordre tous les chemins passant par le premier arc, puis le deuxième arc et ainsi de suite.
- *by demand* : affecte d'abord tous les chemins de la première demande, puis de la deuxième demande et ainsi de suite.
- *by end node* : affecte tous les chemins se terminant par le nœud 1, puis les chemins se terminant par le nœud 2 et ainsi de suite.
- *by length  $\times$  size* : trie les chemins dans l'ordre décroissant de leur longueur fois leur taille puis les affecte un à un.
- *by length* : trie les chemins dans l'ordre décroissant de leur longueur puis les affecte un à un.
- *by node* : affecte tous les chemins passant par le premier nœud, puis le deuxième...
- *by size* : trie les chemins dans l'ordre décroissant de leur taille puis les affecte un à un.
- *by start node* : affecte tous les chemins commençant par le nœud 1, puis les chemins commençant par le nœud 2...
- *simple* : affecte les chemins dans l'ordre de leur création (qui dépend du module de routage).

Sur un arc donné l'affectation est gloutonne : on essaye toujours de remplir le plus gros container d'abord (*i. e.* fibres, bandes, longueurs d'onde), puis on répète l'opération avec le reste de la demande.

#### 4.3.3 Renseignements fournis par la solution

À la suite de ces deux étapes on peut obtenir les résultats détaillés dans la structure XML présentée aux paragraphes 5.1 et 5.4, ou directement dans un fichier à usage statistique (fichier avec l'extension *xbar*) qui contient tous les nombres utiles au calcul de la fonction de coût.

#### 4.4 Autre modèle non développé dans l'outil

Nous abordons le problème de dimensionnement de réseaux optiques maillés en considérant une configuration à deux niveaux (brasseurs de fibres et brasseurs de longueurs d'onde) et une configuration à trois niveaux (brasseurs de fibres, de bandes et de longueurs d'onde). L'objectif de ce travail est de proposer un modèle qui permette la résolution de ce problème en un temps acceptable moyennant quelques hypothèses.

Nous proposons un modèle simplifié du dimensionnement de réseaux optiques avec les hypothèses suivantes :

- tous les nœuds sont des brasseurs potentiels et nous distinguons les brasseurs de fibres (F-OXC), de bandes (B-OXC) et de longueurs d'onde (W-OXC) par le nombre de ports en fibres optiques ;
- nous considérons sept types de brasseurs F-OXC suivant le nombre de ports en fibres 16, 32, 64, 128, 256, 512 et 1024 ; les brasseurs B-OXC suivant le nombre de ports en bandes  $16 \times 4, \dots, 1024 \times 4$  ; les brasseurs W-OXC suivant le nombre de ports en longueurs d'onde  $16 \times 32, \dots, 1024 \times 32$ .
- les fibres ont toutes une capacité de 32 longueurs d'onde, soit 4 bandes de 8 longueurs d'onde ;
- enfin, la topologie du réseau (ensemble des nœuds et arcs) est donnée.

#### 4.4.1 Notations utilisées

Les notations suivantes concernent les données du problème :

- $V$  : ensemble des nœuds du réseau ;
- $E$  : ensemble des câbles du réseau ;
- $K$  : ensemble (indice) des demandes en longueurs d'onde ;
- $z_i^r$  : différents nombres de ports de brasseur F-OXC disponibles pour le nœud  $i$ , avec un coût correspondant égal à  $f_i^r$  ;
- $\omega_i^s$  : différents nombres de ports (en longueurs d'onde) de brasseur B-OXC disponibles pour le nœud  $i$ , coût  $o_i^s$  ;
- $\lambda_i^s$  : différents nombres de ports (en longueurs d'onde) de brasseur W-OXC disponibles pour le nœud  $i$ , coût  $q_i^s$  ;
- $d_k$  : demande en longueurs d'onde entre les nœuds  $s_k$  et  $t_k$  ;
- $S_i^+ = \{j \mid j \in E, (i,j) \in E\}$ ,  $S_i^- = \{j \mid j \in E, (j,i) \in E\}$ ,  $S_i = S_i^+ \cup S_i^-$ .

Les notations suivantes concernent les variables du problème :

- $y_j$  : nombre de fibres utilisées sur l'arc  $j$  ;
- $x^+, x^-$  : variables de flot, en longueurs d'onde ;
- $m_i^r$  : variable binaire indiquant ou non le choix de l'équipement  $z_i^r$  au nœud  $i$  ;
- $b_i^r$  : variable binaire indiquant ou non le choix de l'équipement  $\omega_i^r$  au nœud  $i$  ;
- $p_i^s$  : variable binaire indiquant ou non le choix de l'équipement  $\lambda_i^s$  au nœud  $i$ .

#### 4.4.2 Formulation complète à trois niveaux

Nous rappelons brièvement ici la formulation complète proposée par l'INRIA. Cette formulation intègre les trois niveaux de brassage (fibres, bandes et longueurs d'onde).

$$\begin{aligned}
 \min \quad & \sum_{v \in V} C_1(v) + C_\beta(v) + C_0(v) \\
 \text{s. c.} \quad & p_b^+ \leq o_e^+, \quad p_b^- \leq o_e^-, \quad b = e = (u, v) \in B, \\
 & t_b^{b'} \leq s_e^{e'}, \quad b = e = (u, v) \in B, \quad b' = e' = (v, w) \in B, \\
 & s_e^{e'} \leq 1 - (o_e^+ - o_e^-), \quad e = (u, v) \in E \quad e' = (v, w) \in E, \\
 & s_e^{e'} \leq 1 - (o_e^- - o_e^+) \quad e = (u, v) \in E \quad e' = (v, w) \in E, \\
 & t_b^{b'} \leq 1 - (p_b^+ - p_{b'}^-), \quad b = (u, v) \in B \quad b' = (v, w) \in B, \\
 & t_b^{b'} \leq 1 - (p_b^- - p_{b'}^+), \quad b = (u, v) \in B \quad b' = (v, w) \in B, \\
 & \sum_{e'=(v,w) \in E} s_e^{e'} \leq 1 + o_e^+ \sum_{e'=(v,w) \in E} 1, \quad e = (u, v) \in E, \\
 & \sum_{e=(u,v) \in E} s_e^{e'} \leq 1 + o_e^- \sum_{e=(u,v) \in E} 1, \quad e = (u, v) \in E, \\
 & \sum_{b'=e'=(v,w) \in B} t_b^{b'} \leq 1 + p_b^+ \sum_{b'=e'=(v,w) \in B} 1, \quad b = e = (u, v) \in B, \\
 & \sum_{b=e=(u,v) \in B} t_b^{b'} \leq 1 + p_b^- \sum_{b=e=(u,v) \in B} 1, \quad b = e = (u, v) \in E, \\
 & \sum_{b=e=(u,v) \in B} g_r(b) \leq \sum_{b'=e'=(v,w) \in B} g_r(b'), \quad r \in R, \quad v \in V, \quad v \neq x(r), \quad v \neq y(r), \\
 & 1 + \sum_{b'=e'=(u,x(r)) \in B} g_r(b') \leq \sum_{b=e=(x(r),v) \in B} g_r(b), \quad r \in R, \\
 & g_r(b) + g_r(b') \leq 1 + t_b^{b'}, \quad r \in R, \quad b = e = (u, v) \in B, \quad b' = e' = (v, w) \in B, \\
 & \sum_{r \in R} g_r(b) \leq \lambda/\beta, \quad b = e = (u, v) \in B
 \end{aligned} \tag{1}$$

avec les notations suivantes : un réseau à bandes  $H = (V; B)$  basé sur le réseau physique  $G = (V; E)$  a été introduit pour tenir compte de la multiplicité des bandes dans une fibre. Les demandes unitaires de trafic sont représentées par les couples  $(x(r), y(r))_{r \in R}$  et à chaque requête  $r \in R$  est associée une fonction binaire  $g_r$  sur les arcs de  $B$ . L'expression de l'ouverture des bandes et des fibres nécessite l'introduction des variables suivantes :

$$o_e^+ = \begin{cases} 1 & \text{si l'extrémité finale de l'arc } e \text{ est ouverte} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$o_e^- = \begin{cases} 1 & \text{si l'extrémité initiale de l'arc } e \text{ est ouverte} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$p_b^+ = \begin{cases} 1 & \text{si l'extrémité finale de la bande } b \text{ est ouverte} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$p_b^- = \begin{cases} 1 & \text{si l'extrémité initiale de la bande } b \text{ est ouverte} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$s_e^{e'} = \begin{cases} 1 & \text{si un chemin logique peut emprunter successivement les arcs } e \text{ et } e' \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$t_b^{b'} = \begin{cases} 1 & \text{si un chemin logique peut emprunter successivement les bandes } b \text{ et } b' \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Les fonctions de coûts  $C_1(v)$ ,  $C_\beta(v)$  et  $C_0(v)$  sont supposées dépendre de manière affine des nombres de trames en entrées, en sortie, en extraction et en insertion et s'expriment en fonction des variables ci-dessus.

Cette formulation, si elle définit bien les objectifs et les contraintes du problème, utilise un très grand nombre de variables binaires qui rend la résolution difficile voire impossible. Sa complexité nous a amené à proposer une formulation plus simple présentée dans le paragraphe suivant.

#### 4.4.3 Autre formulation

Nous considérons d'abord le cas à deux niveaux de brassage (fibres et longueurs d'onde) aux nœuds. La démarche s'étend ensuite pour tenir compte des brasseurs de bandes.

##### a. Brassage à deux niveaux

Nous proposons de procéder en deux étapes. Dans une première étape, nous cherchons les types de brasseurs F-OXC à installer en chaque nœud, ainsi que le nombre de fibres nécessaires par arc et le routage de chaque demande, en ne tenant pas compte des brasseurs W-OXC. Dans un deuxième temps, on introduit pour chaque nœud, chaque arc adjacent et chaque fibre de l'arc, une variable binaire qui indique si une demande à extraire au nœud utilise ou non la fibre. Puis on procède à l'équipement des nœuds W-OXC.

Dans l'hypothèse où les fibres sont ouvertes, la capacité des W-OXC de chaque nœud se déduit aisément du fait que le brasseur doit être capable à la fois d'extraire la quantité de demande qui est destiné au nœud et d'insérer sa quantité de demande. Les nombres de longueurs d'onde extraites et insérées sont respectivement donnés par  $\sum_{k:t_k=i} d_k$  et  $\sum_{k:s_k=i} d_k$ . La capacité  $\Lambda_i^s$  du W-OXC est donc telle que :

$$\max \left[ \sum_{k:t_k=i} d_k, \sum_{k:s_k=i} d_k \right] \leq \Lambda_i^s$$

Le problème de dimensionnement des nœuds en F-OXC se formule comme suit :

$$\begin{aligned} \min \quad & \sum_{uv \in E} y_{uv} + \sum_{i \in V} \sum_r m_i^r f_i^r \\ \text{s.c.} \quad & \sum_k (x_k^{+uv} + x_k^{-uv}) \leq 32y_{uv}, \quad (u, v) \in E, \\ & \sum_{uv \in S_i^+} (x_k^{+uv} - x_k^{-uv}) - \sum_{uv \in S_i^-} (x_k^{+uv} - x_k^{-uv}) = \begin{cases} d_k & \text{if } i = s_k, \\ -d_k & \text{if } i = t_k, \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad k = 1, \dots, K, \quad (2) \\ & \left. \begin{aligned} \sum_{uv \in S_i^+} y_{uv} + \sum_{uv \in S_i^-} y_{uv} &\leq 2 \sum_r m_i^r z_i^r \\ \sum_r m_i^r &= 1, \quad m_i^r \in \{0, 1\} \end{aligned} \right\} i \in V \\ & x_k^+, x_k^- \geq 0, \quad k = 1, \dots, K \end{aligned}$$

La première des contraintes permet de déterminer le nombre de fibres par arc tandis que la deuxième contrainte exprime la satisfaction de chaque demande. Les contraintes aux nœuds expriment le fait que le brasseur F-OXC installé à un nœud doit être capable de gérer l'ensemble des fibres qui lui sont connectées. Bien entendu, seul un choix de brasseur dans l'ensemble des brasseurs F-OXC disponibles n'est possible pour chaque nœud. Ceci constitue la première étape qui doit être résolue avant la deuxième étape.

Soit  $y$  la partie entière supérieure de la solution en  $y$  de (2) et  $x$  sa solution en  $x$  et  $s = x^+ + x^-$ . Pour chaque arc  $j$ , nous introduisons l'ensemble  $E_j = \{k \mid s_k^j > 0\}$  des demandes qui partagent cet arc, et les variables  $a_j^{rk} \geq 0$  représentant la part de la demande  $k \in E_{uv}$  portée par la fibre  $r$  de l'arc  $(u, v)$ . Pour chaque nœud  $i$ , pour chaque arc  $(u, v) \in S_i$  et pour chaque fibre  $r$  de cet arc, nous introduisons la variable binaire  $t_{uv}^{ir}$  qui indique si la fibre est ouverte ou non. Une telle fibre est ouverte si elle porte une part de l'une des demandes de  $E_{uv}$  dont le puits est le nœud  $i$ . En d'autres termes, la condition d'ouverture des fibres est assurée par :

$$a_{uv}^{kr} \leq 32 \cdot t_{uv}^{ir}, \quad k \in E_{uv}, t_k = i, t_{uv}^{ir} \in \{0, 1\}$$

Les nombres de longueurs d'onde à extraire et à insérer au nœud  $i$  sont alors respectivement donnés par :

$$32 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} \quad \text{et} \quad 32 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} - \sum_{k:t_k=i} d_k + \sum_{k:s_k=i} d_k$$

La part de la demande  $k$  sur les fibres doit permettre de supporter le flot correspond :

$$\sum_{r=1}^{y_{uv}} a_{uv}^{rk} \geq s_k^{uv}, \quad k \in E_{uv}$$

La capacité de 32 longueurs d'onde de chaque fibre doit être respectée :

$$\sum_{k \in E_{uv}} a_{uv}^{rk} \leq 32, \quad r = 1, \dots, y_{uv}$$

Un seul choix est possible pour la capacité en W-OXC à un nœud et celui-ci peut ne pas en être équipé :

$$\sum_s p_i^s \leq 1, \quad p_i^s \in \{0, 1\}$$

Le problème à résoudre dans la deuxième étape est donc le suivant :

$$\begin{aligned} & \min \sum_{i \in V} \sum_s p_i^s q_i^s \\ & \text{s.c.} \quad \left. \begin{aligned} & \sum_{r=1}^{y_{uv}} a_{uv}^{rk} \geq s_k^{uv}, \quad (u, v) \in E, \quad k \in E_{uv} \\ & \sum_{k \in E_{uv}} a_{uv}^{rk} \leq 32, \quad r = 1, \dots, y_{uv} \\ & 32 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} \leq \sum_s p_i^s \Lambda_i^s \\ & 32 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} - \sum_{k:t_k=i} d_k + \sum_{k:s_k=i} d_k \leq \sum_s p_i^s \Lambda_i^s \\ & a_{uv}^{kr} \leq 32 t_{uv}^{ir}, \quad k \in E_{uv}, t_k = i, t_{uv}^{ir} \in \{0, 1\} \\ & \sum_s p_i^s \leq 1, \quad p_i^s \in \{0, 1\} \end{aligned} \right\} i \in V \\ & a_{uv}^{rk} \geq 0, \quad (u, v) \in E, k \in E_{uv}, r = 1, \dots, y_{uv} \end{aligned} \quad (3)$$

En introduisant un nombre maximal  $Y$  de fibres par arc et en intégrant les deux programmes (2) et (3), on obtient un modèle plus réaliste comme suit :

$$\begin{aligned}
 \min \quad & \sum_{uv \in E} y_{uv} + \sum_{i \in V} \sum_r m_i^r f_i^r + \sum_{i \in V} \sum_s p_i^s q_i^s \\
 \text{s.c.} \quad & \sum_k (x_k^{+uv} + x_k^{-uv}) \leq 32y_{uv}, \quad (u, v) \in E, \\
 & \sum_{uv \in S_i^+} (x_k^{+uv} - x_k^{-uv}) - \sum_{uv \in S_i^-} (x_k^{+uv} - x_k^{-uv}) = \begin{cases} d_k & \text{if } i = s_k, \\ -d_k & \text{if } i = t_k, \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad k = 1, \dots, K, \\
 & \left. \begin{aligned} \sum_{uv \in S_i^+} y_{uv} + \sum_{uv \in S_i^-} y_{uv} &\leq 2 \sum_r m_i^r z_i^r \\ \sum_r m_i^r &= 1, \quad m_i^r \in \{0, 1\} \end{aligned} \right\} i \in V \\
 & x_k^+, x_k^- \geq 0, \quad k = 1, \dots, K \\
 & y_{uv} \leq Y, \quad (u, v) \in E, \\
 & \sum_{r=1}^Y a_{uv}^{rk} \geq x_k^{+uv} + x_k^{-uv}, \quad (u, v) \in E, \quad k = 1, \dots, K \\
 & \sum_{k \in E_{uv}} a_{uv}^{rk} \leq 32, \quad r = 1, \dots, Y \\
 & \left. \begin{aligned} 32 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^Y t_{uv}^{ir} &\leq \sum_s p_i^s \Lambda_i^s \\ 32 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^Y t_{uv}^{ir} - \sum_{k:t_k=i} d_k + \sum_{k:s_k=i} d_k &\leq \sum_s p_i^s \Lambda_i^s \\ a_{uv}^{kr} &\leq 32 t_{uv}^{ir}, \quad k \in E_{uv}, \quad t_k = i, \quad t_{uv}^{ir} \in \{0, 1\} \\ \sum_s p_i^s &\leq 1, \quad p_i^s \in \{0, 1\} \end{aligned} \right\} i \in V \\
 & a_{uv}^{rk} \geq 0, \quad (u, v) \in E, \quad k \in E_{uv}, \quad r = 1, \dots, Y
 \end{aligned} \tag{4}$$

Mais cette démarche accroît le nombre de variables binaires  $a_{uv}^{kr}$  et  $t_{uv}^{ir}$ . Le nombre de variables binaires dans l'approche proposée est réduit par rapport à la formulation complète (1).

#### b. Brassage à trois niveaux

Pour étendre le modèle afin de prendre en compte les brasseurs de bandes (B-OXC), il faut intégrer une étape intermédiaire entre les deux étapes ci-dessus. Celle-ci serait identique à la deuxième étape avec une allocation aux fibres à la place de l'allocation des longueurs d'onde aux fibres. L'étape concernant le dimensionnement des brasseurs w-OXC serait aussi identique, avec l'allocation des longueurs d'onde aux bande à la place de l'allocation des longueurs d'onde aux fibres.

Avec les notations du paragraphe précédent, les nombres de bandes à extraire et à insérer au nœud  $i$  sont alors respectivement donnés par :

$$4 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} \quad \text{et} \quad 4 \left( \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} - \sum_{k:t_k=i} d_k + \sum_{k:s_k=i} d_k \right)$$

Rappelons qu'un seul choix est possible pour la capacité en B-OXC à un nœud et celui-ci peut ne pas en être équipé :

$$\sum_s b_i^s \leq 1, \quad b_i^s \in \{0, 1\}$$

Le problème à résoudre pour l'équipement des nœuds en B-OXC est donc le suivant :

$$\begin{aligned}
 & \min \sum_{i \in V} \sum_s b_i^s o_i^s \\
 \text{s.c.} \quad & \sum_{r=1}^{y_{uv}} a_{uv}^{rk} \geq s_k^{uv}, \quad (u, v) \in E, \quad k \in E_{uv} \\
 & \sum_{k \in E_{uv}} a_{uv}^{rk} \leq 32, \quad r = 1, \dots, y_{uv} \\
 & \left. \begin{aligned}
 & 4 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} \leq \sum_s b_i^s \omega_i^s \\
 & 4 \left( \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} - \sum_{k:t_k=i} d_k + \sum_{k:s_k=i} d_k \right) \leq \sum_s b_i^s \omega_i^s \\
 & a_{uv}^{kr} \leq 32 t_{uv}^{ir}, \quad k \in E_{uv}, \quad t_k = i, \quad t_{uv}^{ir} \in \{0, 1\} \\
 & \sum_s b_i^s \leq 1, \quad b_i^s \in \{0, 1\}
 \end{aligned} \right\} i \in V \\
 & a_{uv}^{rk} \geq 0, \quad (u, v) \in E, \quad k \in E_{uv}, \quad r = 1, \dots, y_{uv}
 \end{aligned} \tag{5}$$

Une fois déterminés les nombres de bandes à extraire et à insérer aux nœuds ( $t_{uv}^{ir}$  est la solution en  $t_{uv}^{ir}$  du problème (5)) :

$$\eta_i^- = 4 \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir}, \quad \eta_i^+ = 4 \left( \sum_{uv \in S_i} \sum_{r=1}^{y_{uv}} t_{uv}^{ir} - \sum_{k:t_k=i} d_k + \sum_{k:s_k=i} d_k \right),$$

il faut affecter les bandes aux demandes aboutissant ou émanant aux nœuds. Soit  $\delta_i^{kr}$  la part respective de la demande  $k$  aboutissant et émanant du nœud  $i$  portée par la bande  $r$ . On doit avoir :

$$\sum_{r=1}^{\eta_i^-} \delta_i^{rk} \geq d_k, \quad k : t_k = i, \quad \sum_{r=1}^{\eta_i^+} \delta_i^{rk} \geq d_k, \quad k : s_k = i$$

Pour la condition d'ouverture d'une bande, nous introduisons les variables binaires  $\gamma_i^r$ , et cette condition s'écrit :

$$\delta_i^{rk} \leq 8 \cdot \gamma_i^r, \quad k : t_k = i, \quad \delta_i^{rk} \leq 8 \cdot \gamma_i^r, \quad k : s_k = i, \quad \gamma_i^r \in \{0, 1\}$$

Le problème de dimensionnement des nœuds en W-OXC peut alors s'écrire :

$$\begin{aligned}
 & \min \sum_{i \in V} \sum_s p_i^s q_i^s \\
 & \left. \begin{aligned}
 & 8 \sum_{r=1}^{\eta_i^-} \gamma_i^r \leq \sum_s p_i^s \Lambda_i^s, \\
 & 8 \sum_{r=1}^{\eta_i^+} \gamma_i^r \leq \sum_s p_i^s \Lambda_i^s, \\
 & \delta_i^{rk} \leq 8 \gamma_i^r, \quad k : t_k = i, \\
 \text{s.c.} \quad & \delta_i^{rk} \leq 8 \gamma_i^r, \quad k : s_k = i, \\
 & \gamma_i^r \in \{0, 1\}, \quad r = 1 \dots \eta_i^- + \eta_i^+, \\
 & \sum_s p_i^s \leq 1, \quad p_i^s \in \{0, 1\}, \\
 & \delta_i^{rk} \geq 0, \quad r = 1 \dots \eta_i^-, \quad k : t_k = i, \\
 & \delta_i^{rk} \geq 0, \quad r = 1 \dots \eta_i^+, \quad k : s_k = i.
 \end{aligned} \right\} i \in V
 \end{aligned} \tag{6}$$

## 5 Présentation de l'outil porto

La mise en œuvre des algorithmes présentés dans la partie précédente est décrite ici. Dans un premier temps nous déroulons une exécution de l'outil `porto` sur un exemple, puis nous décrivons brièvement l'architecture du logiciel et ses principales caractéristiques d'implantation.

### 5.1 Format des données d'entrée

Les données sont représentées avec la syntaxe XML suivante. Nous donnons une description des balises et de leurs attributs sur un exemple. La conformité du fichier est décidée dans la phase de *parsing* implantée à partir de l'API standard SAX. L'ensemble des données est inclus dans un objet réseau, correspondant à la balise `<NET></NET>` (toutes les balises XML doivent être fermées).

Dans la première partie du fichier on décrit les nœuds du réseau. La balise `<NODE>` a pour attributs un identifiant `id`, un nom littéral `name` et des coordonnées `x` et `y` permettant le placement initial des nœuds dans la vue réseau de l'interface. Ces différents attributs apparaissent dans la partie droite de la fig. 11. Un exemple d'une vue réseau est illustrée sur la fig. 15.

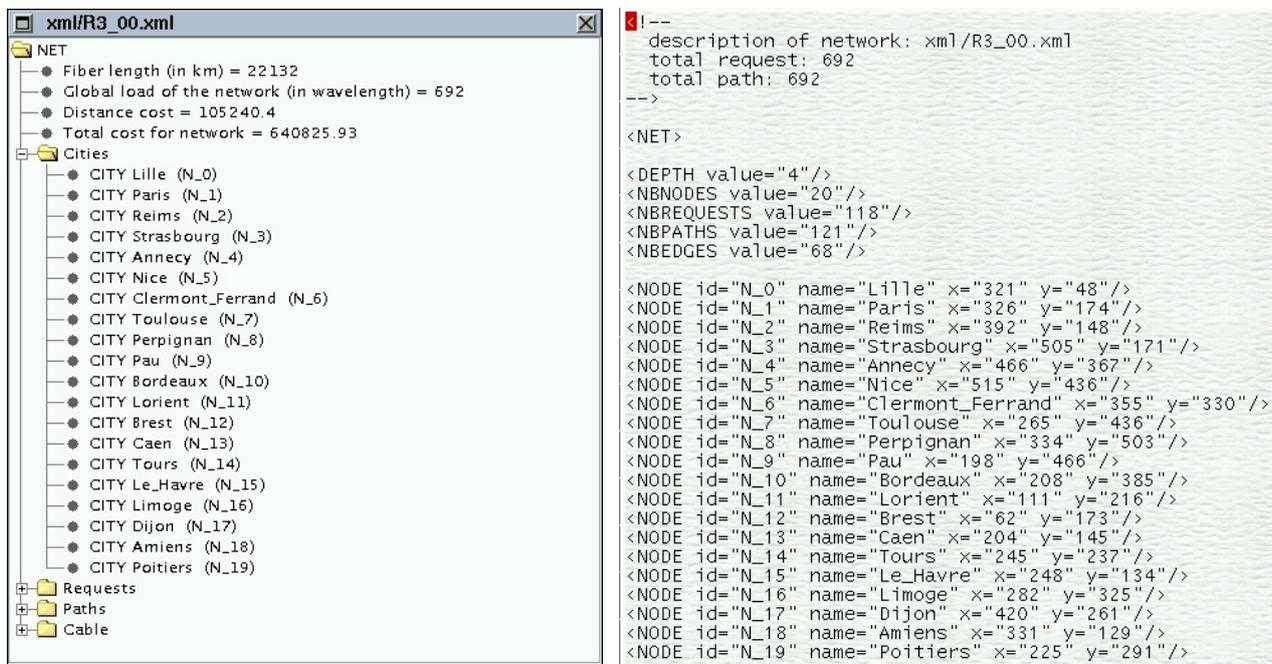


FIG. 11 Vue graphique des nœuds (gauche) et fichier XML des nœuds (droite)

Les demandes entre deux nœuds du réseau sont stockées dans la balise `<REQUEST>`. Les attributs de cette balise sont un identifiant `id`, un identifiant de nœud origine `from`, un identifiant de nœud destination `to`, un nom littéral `name`, et une quantité demandée `value` (fig. 12).

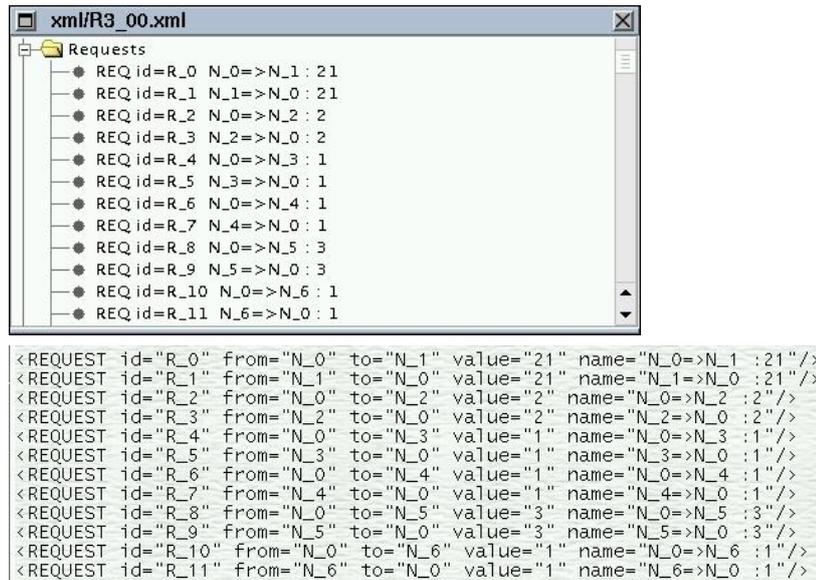


FIG. 12 Vue graphique des demandes (haut) et fichier XML des demandes (bas)

Les câbles du réseau et les containers optiques associés sont représentés par les balises suivantes. La balise <CABLE> représente un câble physique du réseau. Les attributs sont les identifiants des nœuds origine et destination du câble (from et to), un identifiant pour ce câble (id) et la longueur en kilomètres qui sert lors du calcul du coût du réseau. À l'intérieur d'une balise <CABLE> on trouve un certain nombre de balises <FIBER>, qui contiennent des balises <BAND>, qui elles-mêmes contiennent des balises <LAMBDA> pour représenter les longueurs d'onde (fig. 13). Chacun de ces containers possède un attribut id pour permettre leur référence au sein des routes définies au cours du routage des demandes.

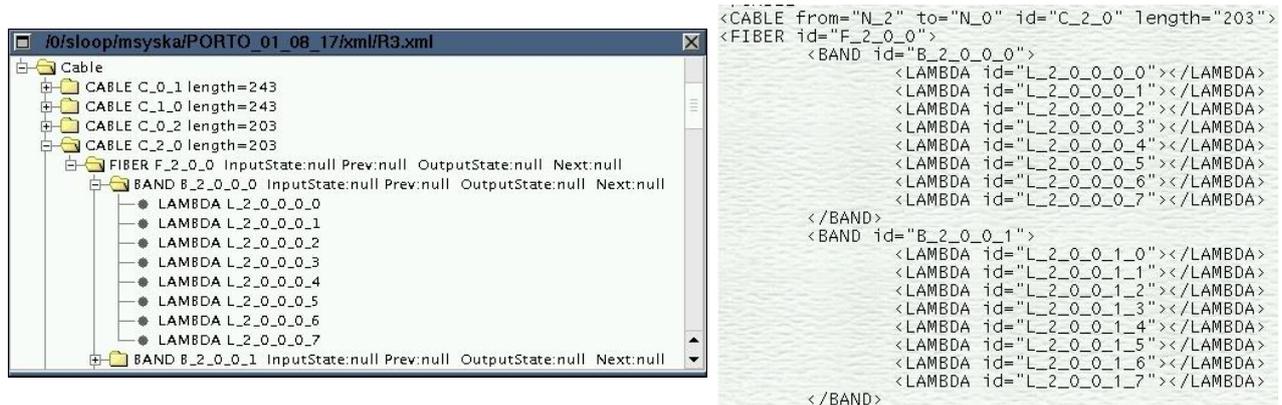


FIG. 13 Vue graphique des câbles (gauche) et fichier XML des câbles (droite)

## 5.2 Fonctionnalités

Nous allons décrire les fonctionnalités accessibles à travers l'interface en suivant un exemple. Une fois l'exécutable porto lancé, nous devons charger un réseau (au format décrit en 5.1), ce qui se fait naturellement depuis le menu file/open présenté sur la fig. 14.

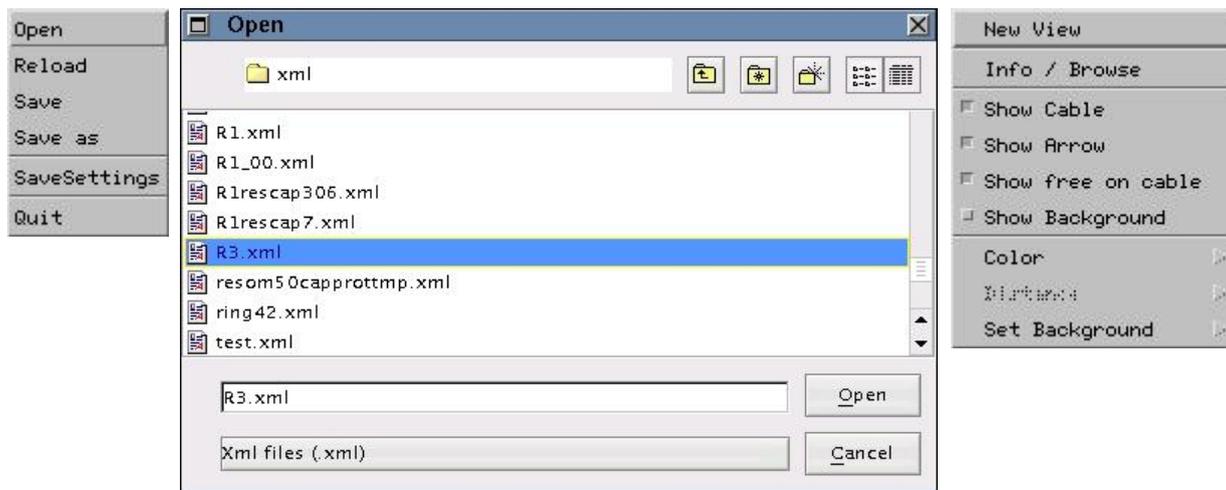


FIG. 14 Menu File (gauche), menu View (droite) et sélection du fichier réseau XML à charger (milieu)

Nous ne présenterons pas en détail toutes les options de l'interface qui permettent de modifier la présentation du réseau, elles sont décrites dans les fichiers d'aide contenus dans la distribution du logiciel. On notera simplement que l'on peut sauvegarder les changements de présentation (couleurs, position des nœuds, ...) avec l'option `SaveSettings`. De plus, on peut sélectionner quels éléments doivent être affichés ou non dans la vue réseau par l'intermédiaire du menu `View` (fig. 14, droite), ce qui permet parfois une meilleure visibilité. Par exemple, on affiche ou non les arcs du graphe (`Show Cable`), l'orientation des arcs (`Show Arrow`), les capacités disponibles sur les arcs (`Show free on cable`).

Une fois le fichier XML chargé, on obtient la vue réseau de la fig. 15, sur laquelle nous avons mis en évidence une demande de 46 longueurs d'ondes entre Paris et Nice. Les différents menus contextuels permettent de visualiser les demandes issues ou à destination d'un nœud. La fenêtre principale affiche toutes les demandes du réseau et permet de les examiner une à une (fig. 16). Les boutons `Main` et `Protection` permettent d'afficher les chemins principaux ou de protection quand ils existent (calcul effectué) et on peut éditer leurs couleurs. Le bouton `Set Path` permet de réserver manuellement des chemins pour une demande, ou seulement une partie de cette demande.

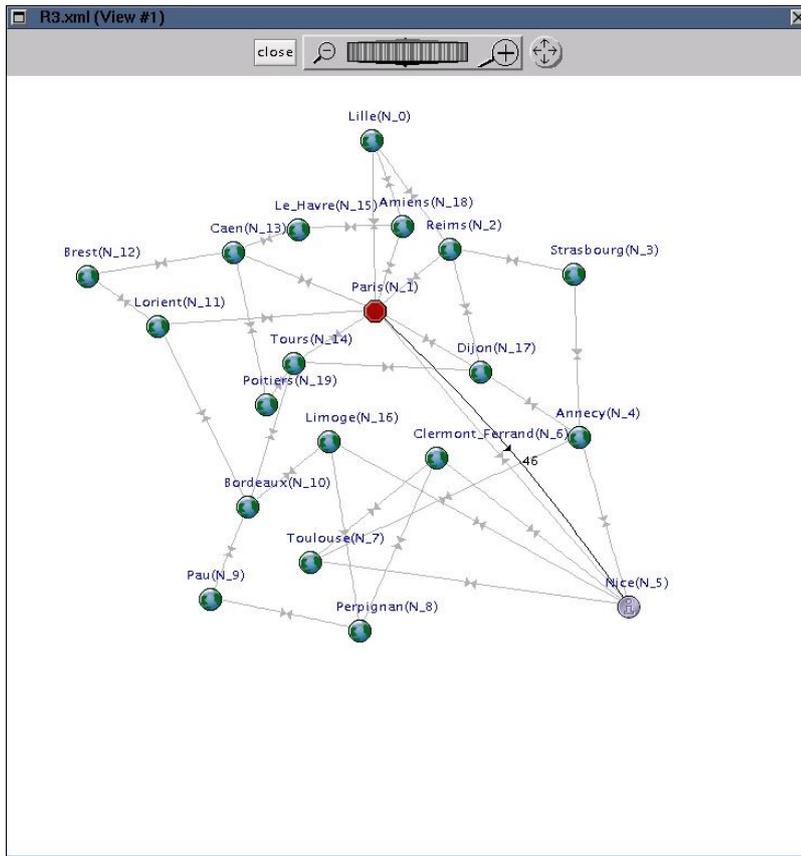


FIG. 15 Vue graphique du réseau

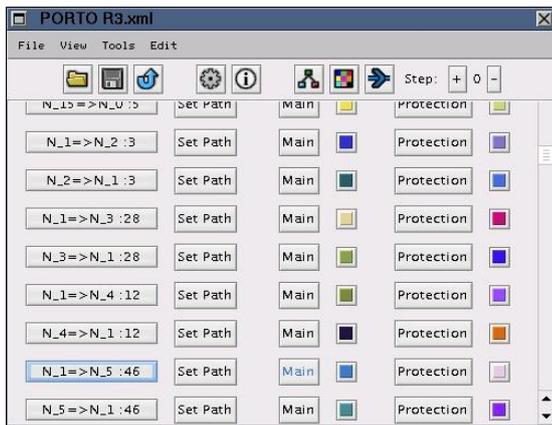


FIG. 16 Fenêtre principale porto, vue de quelques requêtes

Nous allons maintenant procéder au lancement des calculs d’optimisation pour ce réseau (menu **Tools**). La fenêtre qui s’affiche permet de sélectionner les différentes options de routage et de groupage qui ont été implémentées. Dans l’exemple de la fig. 17, on a choisi de calculer le routage en cochant la case **Routing**, et parmi les options disponibles on a choisi **multi** (pour multiroutage). Cela signifie qu’une demande peut être routée par un ensemble de chemins. Dans ce cas on ne propose pas de calculer des chemins de protection qui sont réservés au routage **single** (pour monoroutage). Notons que le résultat des calculs est par défaut enregistré dans un fichier différent de celui donné en

entrée. Les algorithmes présents sont décrits au paragraphe 4.3.1 et une explication sur les possibilités d’ajouter de nouveaux algorithmes de routage est donnée au paragraphe 5.5.

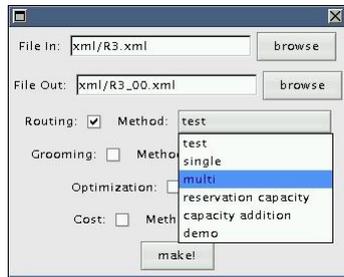


FIG. 17 Fenêtre de choix des options de routage et de groupage

Ensuite on peut choisir une méthode de groupage parmi celles présentées au paragraphe 4.3.2 (fig. 18). De la même façon que pour le routage il est facile d’ajouter de nouveaux algorithmes dans `porto`. Les cases `Max Cplex Solve Time` et `Optimality Tolerance` sont des paramètres pour le solveur CPLEX — utilisé dans le calcul du routage — qui indiquent de combien de temps en minutes on borne le temps de calcul et quelle qualité de solution est souhaitée. La case `Optimization value` associée au groupage indique le facteur de fermeture des containers de niveau supérieur (fibres ou bandes). Un facteur égal à 0 indique que si une fibre contient ne serait-ce qu’une seule longueur d’onde elle doit être fermée. Les autres longueurs d’onde non affectées sont « gaspillées ».

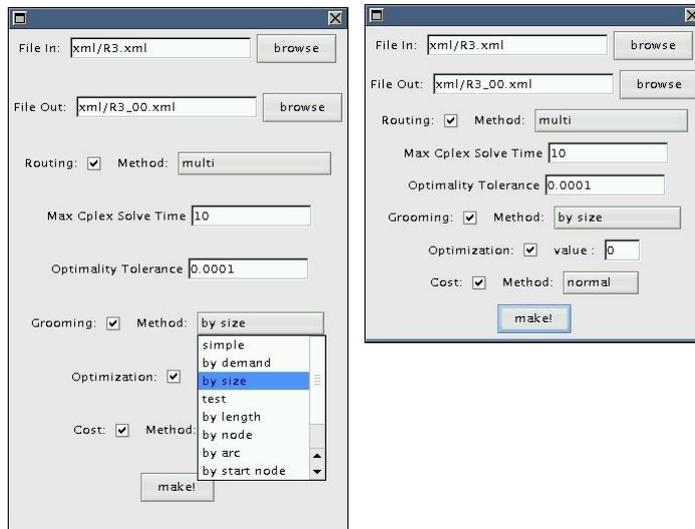


FIG. 18 Choix de l’option de groupage (g.), et de la valeur du facteur de fermeture des containers (d.)

Enfin, il faut cliquer sur le bouton `make` pour lancer l’optimisation. La fenêtre fig. 19 apparaît pour permettre à l’utilisateur de visualiser le bon déroulement ou non du programme. En particulier des messages d’erreur peuvent apparaître comme en cas de capacité insuffisante sur les nœuds ou bien en cas de dépassement de la taille mémoire pour des problèmes de grande taille. La fenêtre `Info` qui propose de charger le fichier résultat dans l’interface apparaît en cas de succès.

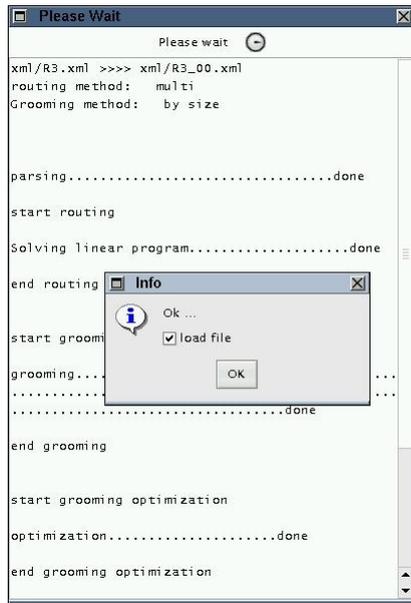


FIG. 19 Fenêtre d'information sur l'exécution du programme

### 5.3 Visualisation des résultats

Une fois les calculs effectués avec succès, on charge le fichier obtenu et on peut visualiser plusieurs résultats. Nous montrons sur les figures suivantes les équipements et le brassage calculé en chaque nœud, l'affectation des demandes aux containers optiques et le coût du réseau. Le contenu des câbles est présenté sur la fig. 20. Les fibres sont représentées en jaune, les bandes en bleu et les longueurs d'onde en rouge. Les bords latéraux indiquent que le container est ouvert (ici pour la fibre à gauche), fermé (pour la fibre à droite) ou invisible (comme pour les longueurs d'onde incluses dans les trois bandes du haut).

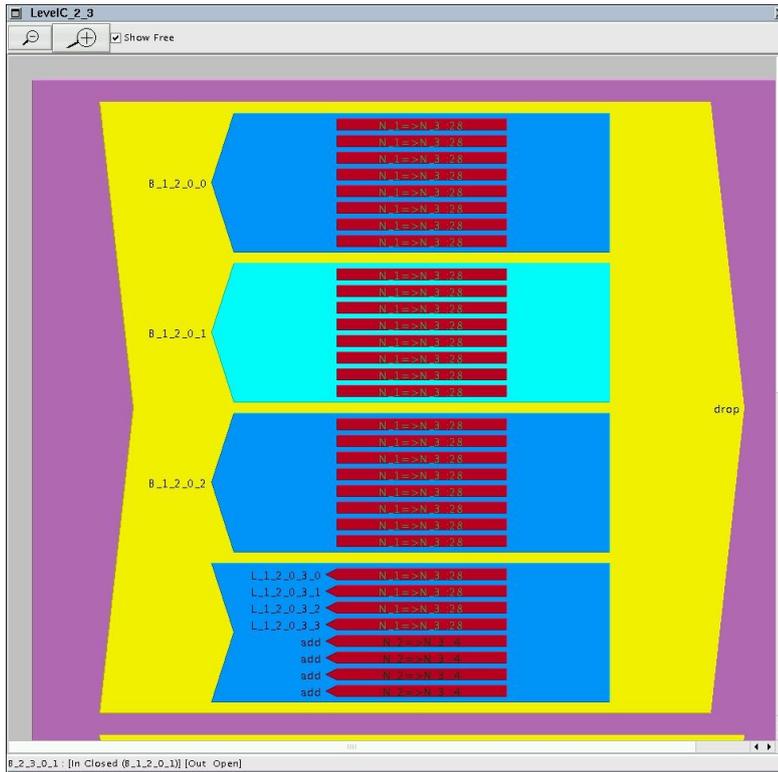


FIG. 20 Représentation d'un câble et de ses différents containers

Sur la fig. 21 on voit la vue nœud obtenue en cliquant sur N\_3. Les entrées sont à gauche et les sorties à droite. On peut suivre le routage des demandes qui sont issues, traversent ou arrivent en ce nœud. On peut remarquer sur cet exemple qu'une fibre fermée en provenance de N\_2 arrive à destination (Drop). Pour la seule fibre en provenance de N\_4, cinq longueurs d'onde arrivent à destination (Drop) et une autre contenue dans la même bande est multiplexée avec une longueur d'onde ajoutée en ce nœud (Add) pour sortir sur une des deux fibres à destination de N\_2.

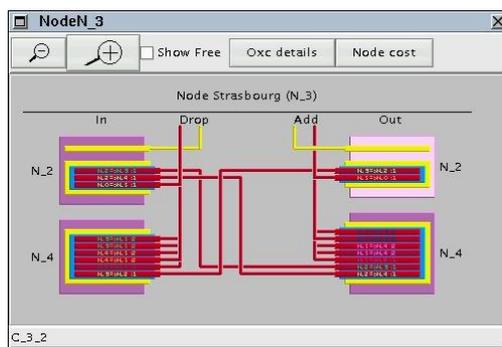


FIG. 21 Représentation des connexions dans un nœud du réseau

## 5.4 Format des sorties

Le format des entrées étant identique à celui des sorties, nous nous intéressons ici aux balises ou attributs qui apparaissent après les calculs de routage et groupage. La syntaxe précise est détaillée dans le fichier `doc/exemplexml.xml` de la distribution. De plus, pour faciliter l'analyse des résultats et pour produire les courbes données au paragraphe 6.2, nous stockons un certain nombre de paramètres

dans un fichier de type texte qui pourra facilement être parsé par des scripts ou de simples commandes shell.

Sur la fig. 22 on voit la représentation dans l’interface et le code XML des chemins calculés lors de l’étape de routage. Les balises <PATH> sont des suites de balises <ARC>. Les balises <ARC> ont pour attribut l’identifiant id du câble correspondant.

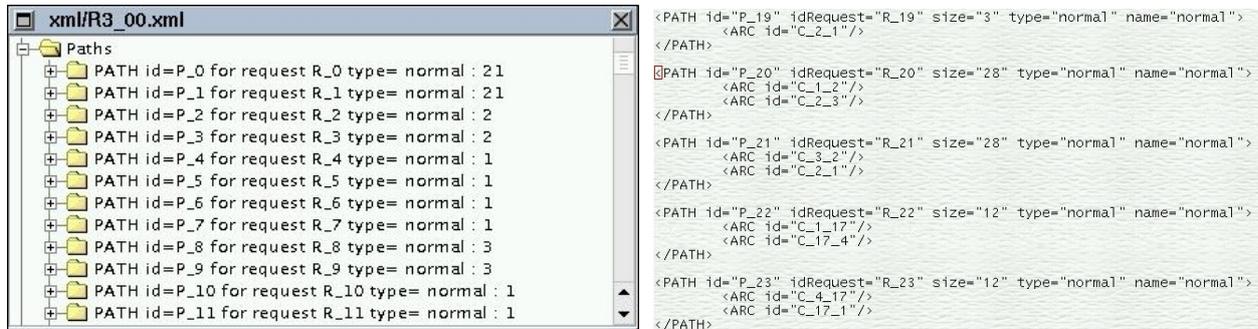


FIG. 22 Vue graphique des chemins (gauche) et fichier XML des chemins (droite)

Nous allons détailler maintenant le contenu des câbles après calcul. De nouveaux attributs sont requis. Pour les containers élémentaires <LAMBDA> on doit indiquer si la longueur d’onde est affectée ou non à une demande. Sur l’exemple présenté sur la fig. 23, il s’agit de la demande du nœud N\_1 vers le nœud N\_3 routée sur le chemin P\_20. Les autres nouveaux attributs sont communs aux containers supérieurs.

- InputState : open ou close ;
- Prev : l’id du container de même niveau fermé en sortie qui précède celui-ci ou add ;
- OutputState : open ou close ;
- Next : l’id du container de même niveau fermé en entrée qui succède à celui-ci ou drop.

On rappelle que les attributs sont optionnels.

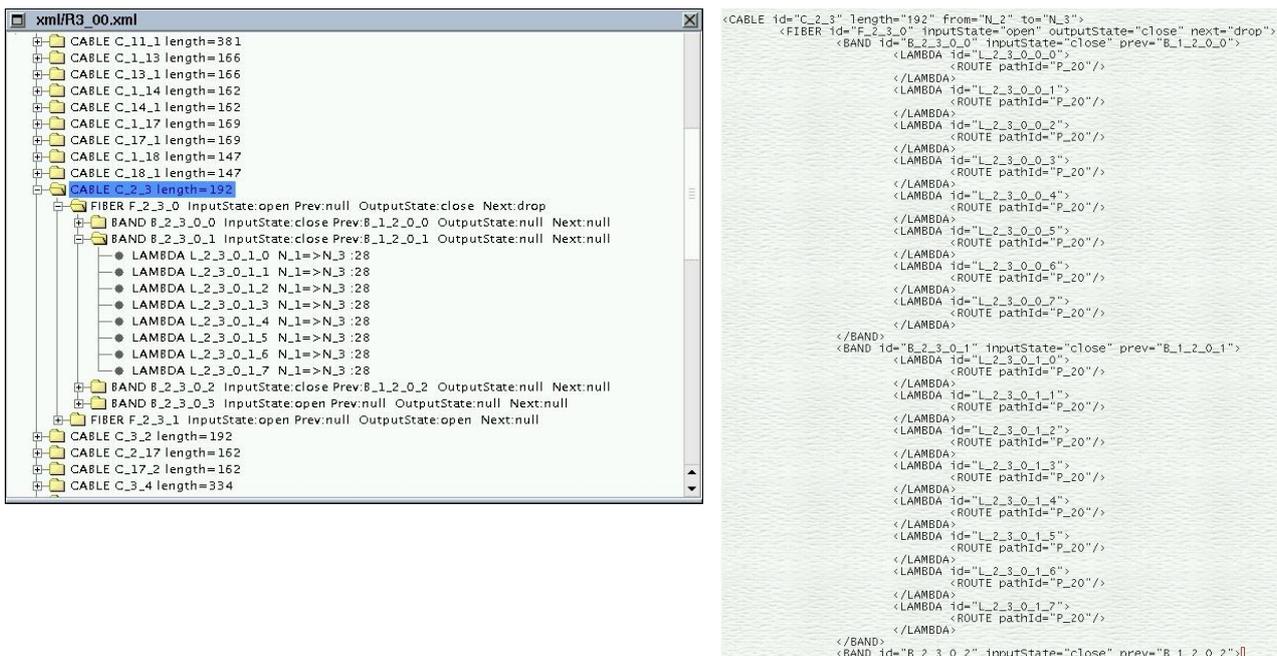


FIG. 23 Vue graphique des câbles (gauche) et fichier XML des câbles (droite)

Pour plus d'information sur la syntaxe voir le fichier `docs/exemplexml.xml` de la distribution.

À chaque calcul on produit aussi un fichier récapitulant les principaux résultats pour un usage statistique. Un exemple est donné ci-dessous qui détaille les nombres pour le nœud 0 qui permettent de calculer son coût. Ainsi on connaît le degré de chaque élément de brassage par niveau pour ce nœud.

```
-----
Numbers for result/caterpillar_multi_simple.xbar
-----
edges: 7 cables x 2.
nodes: 8
  total request: 17
  total FIBER: 28

Size of Xbar at node 0 :
--FIBER: (in: 0) (out: 1) (add: 0) (drop: 0) (from BAND: 1) (to BAND: 0)
          (degree: 2) (length cost: 40) (xBar cost: 1914.07)
          (total cost: 1954.07)
--BAND: (in: 0) (out: 2) (add: 1) (drop: 0) (from LAMBDA: 1) (to LAMBDA: 0)
          (degree: 4) (length cost: 0) (xBar cost: 2880.67)
          (total cost: 2880.67)
--LAMBDA: (in: 0) (out: 7) (add: 7) (drop: 0) (degree: 14) (length cost: 0)
           (xBar cost: 3083.7) (total cost: 3083.7)
--total for node: (degree: 20) (length cost: 40) (xbar cost: 7878.43)
                  (total cost: 7918.43)
```

## 5.5 Architecture logicielle

L'outil a été développé et testé sur des systèmes `linux`, et doit pouvoir être porté sans modification majeure sur tout système intégrant les outils de développement GNU (`make`, `egcs`), `ILOG CPLEX` et le `JDK`. En pratique cela couvre la plupart des systèmes `Unix` et avec quelques efforts les systèmes `Windows Microsoft`. L'objectif initial n'était cependant pas de disperser les efforts sur ces problèmes de portage de logiciels mais bien de produire un outil d'expérimentation.

Du point de vue organisation logicielle on distingue trois entités (fig. 24) : les modules de calcul de routage et de groupage, l'interface et les données. Les modules de calcul ont été développés en `C++` et le module de routage utilise l'API `Concert` de l'outil de résolution de programmes linéaires `ILOG CPLEX`. L'interface a été développée en `Java` et est en partie basée sur la boîte à outils graphique `2D Koala-graphics` ([www.koalagraphics.com](http://www.koalagraphics.com)). Ces deux parties de l'outil `porto` communiquent à travers un fichier `XML` contenant la mise à plat des objets manipulés soit par l'interface, soit par les modules de calcul. La structure de données `XML` décrit une instance valide du réseau dimensionné ou non. C'est-à-dire que cette structure contient aussi bien la description du réseau physique et de ses caractéristiques que les demandes et l'affectation de ces demandes aux ressources du réseau. Ce choix peut sembler limiter les interactions entre les deux parties mais en fait il n'y a pas d'affichage prévu sur la vue réseau au cours des calculs et le chargement des résultats est quasi instantané. De plus il existe de nombreuses bibliothèques d'optimisation écrites en `C++` (par exemple `LEDA`) et ce choix permettra de faire évoluer l'outil selon les futurs besoins des partenaires. En effet un effort particulier d'ouverture a guidé l'écriture des programmes. Il est très facile d'ajouter de nouveaux modules de routage ou de groupage dans cet outil grâce à un concept de *plugin* que nous allons décrire dans la suite.

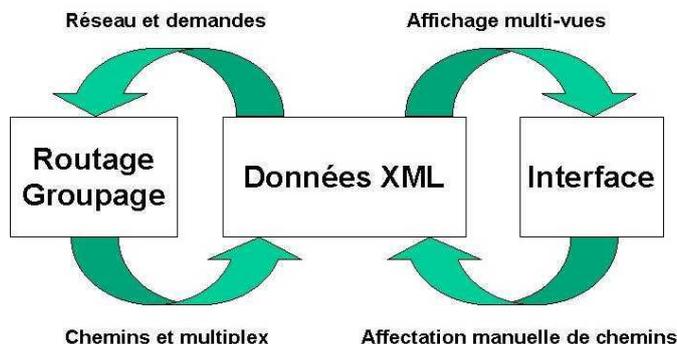


FIG. 24 Organisation logicielle de l'outil porto

Sur la fig. 25 on peut observer l'arborescence des fichiers de la distribution de `porto`. Nous n'allons pas la détailler mais expliquer comment un utilisateur peut implanter un nouvel algorithme de routage ou de groupage. Prenons le cas d'un algorithme de routage. Tous les algorithmes disponibles à travers l'interface sont rassemblés dans le répertoire `src/routing_algorithms/` et utilisent un module commun de calcul des chemins dont le fichier source est stocké dans `src/routing_engine/`. Imaginons que l'algorithme consiste à router seulement une partie des demandes ayant une taille minimum donnée en paramètre (pour faire par exemple une optimisation en plusieurs étapes). Il suffit alors d'écrire le programme C++ qui appelle `routing_engine` avec en paramètre l'ensemble des demandes filtrées et lors de la prochaine exécution de `porto` cet algorithme sera disponible et automatiquement intégré à l'interface. L'écriture de ce programme est très simple et pour la syntaxe précise on peut lire le contenu des trois fichiers `demo_routing.h` (pour utiliser les classes de `porto`), `demo_routing.cpp` (écriture de l'algorithme) et `demo_routing.menu` (description pour l'interface). L'intérêt est qu'avec une connaissance minimale des classes de `porto` (ici les demandes), on peut tester de nouveaux algorithmes d'optimisation qui réutilisent toute la gestion complexe du système global. On peut aussi vouloir modifier `routing_engine`, mais, dans ce cas, il faut créer une deuxième version de l'ensemble de l'application.

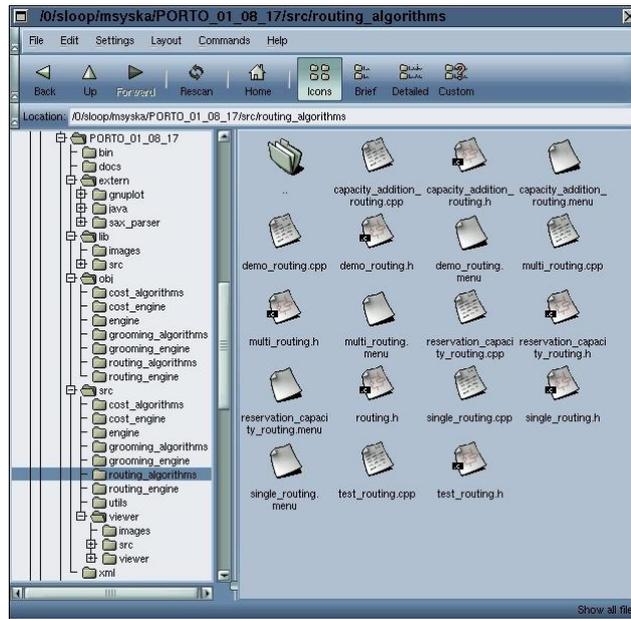


FIG. 25 Arborescence des fichiers de porto

Les algorithmes de groupage et le calcul du coût global du réseau sont adaptables selon le même principe de *plugin*.

## 6 Résultats expérimentaux

### 6.1 Trois réseaux expérimentaux

L'outil `porto` a été testé à partir des trois réseaux expérimentaux suivants :

- un réseau de type longue distance à une échelle nationale, qui comporte 20 nœuds. Il est représenté sur la fig. 26 ;
- un réseau de type européen (appelé COST 239) composé de 11 nœuds. La topologie maillée du réseau a un degré de connectivité égal à 4,5. Elle est représentée sur la fig. 27. La matrice des demandes en longueurs d'onde est présentée au tab. 1 ;
- un réseau de type national à 41 nœuds. Par souci de simplification, il n'est pas présenté dans ce document. Les tableaux correspondant à la topologie physique du réseau et aux demandes sont disponibles dans le livrable 1.

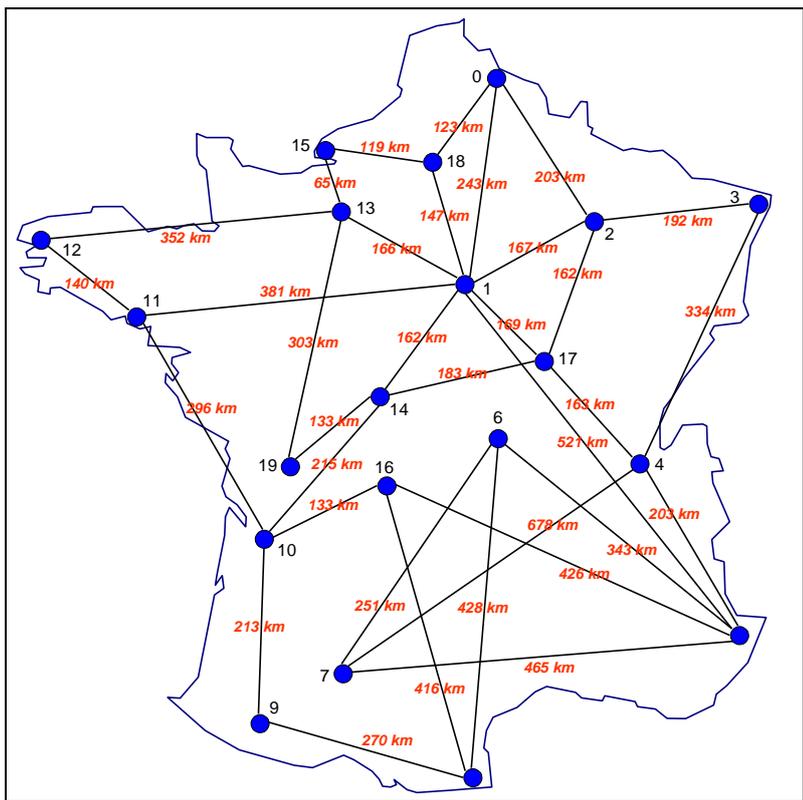


FIG. 26 Graphe géographique du réseau long distance

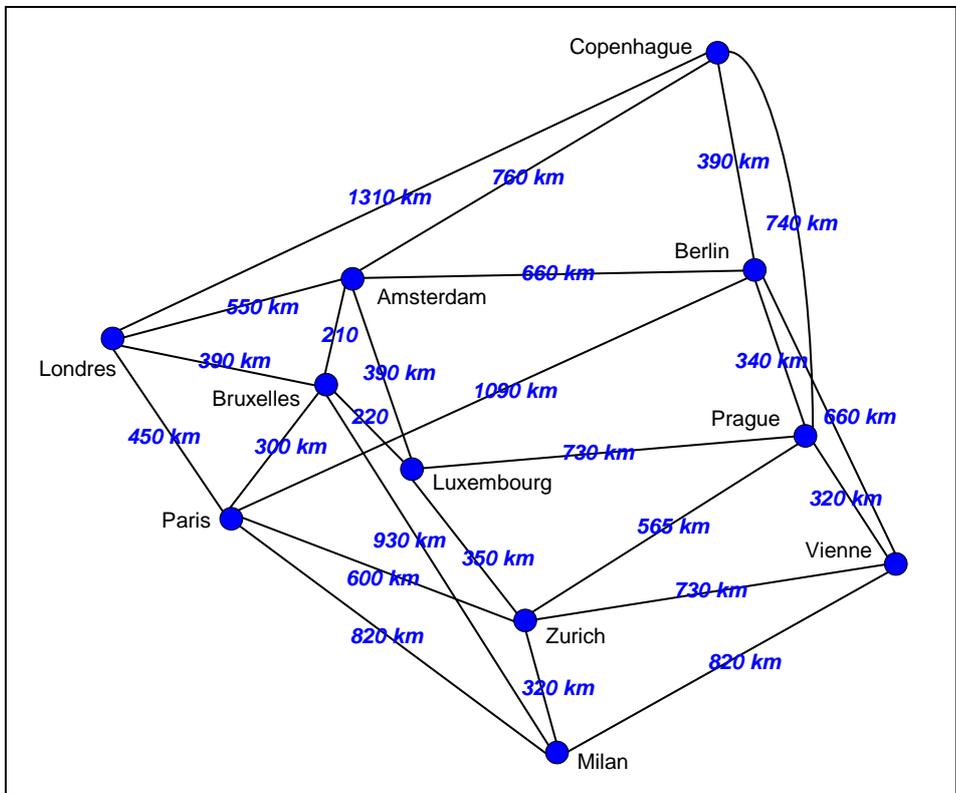


FIG. 27 Graphe géographique du réseau COST 239

		0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Paris	0	—	5	6	1	2	11	5	1	6	10	1
Milan	1	5	—	6	1	3	9	2	1	2	3	1
Zurich	2	6	6	—	1	3	11	3	1	6	3	1
Prague	3	1	1	1	—	1	2	1	1	1	1	1
Vienne	4	2	3	3	1	—	9	1	1	1	2	1
Berlin	5	11	9	11	2	9	—	8	2	6	8	3
Amsterdam	6	5	2	3	1	1	8	—	1	4	5	1
Luxembourg	7	1	1	1	1	1	2	1	—	1	1	1
Bruxelles	8	6	2	6	1	1	6	4	1	—	4	1
Londres	9	10	3	3	1	2	8	5	1	4	—	1
Copenhague	10	1	1	1	1	1	3	1	1	1	1	—

TAB. 1 Volume de la demande sur le réseau COST 239 (en STM-16)

## 6.2 Résultats obtenus avec l'outil

Les résultats présentés ont été obtenus sur les réseaux précédents avec les hypothèses de 32 longueurs d'onde par fibres groupées en 4 bandes de 8 longueurs d'onde chacune.

Le tab. 2 résume les résultats obtenus pour le réseau COST 239 avec les algorithmes de routage suivants : 1) multiroutage sans protection, 2) monoroutage sans protection et 3) monoroutage avec protection des demandes en 1+1. Le groupage est celui obtenu par l'heuristique « *by size* ». Le haut du tableau correspond aux résultats obtenus pour les trois niveaux de granularités, fibres, bandes et longueurs d'onde. Le bas du tableau correspond aux résultats pour des essais à deux niveaux seulement, fibres et longueurs d'onde. Les chiffres présentés correspondent au nombre de fibres fermées obtenues, au nombre de bandes fermées (sauf pour le cas du réseau à deux niveaux) et au nombre de longueurs d'onde non incluses dans des bandes ou fibres fermées. La dernière ligne indique le nombre total de longueurs d'onde utilisées dans le réseau, c'est-à-dire la somme des longueurs des chemins de longueurs d'onde, et non pas le nombre de couleurs différentes à utiliser sans conversion dans les nœuds. La première valeur indiquée pour ce total ne prend pas en compte les *add* et *drop*, alors que toutes les autres valeurs du tableau en tiennent compte. Nous expliquons la différence entre les deux modes de comptage sur l'exemple suivant :

- soit un chemin de longueur 2 ( $N_0 \rightarrow N_1 \rightarrow N_2$ ) et une demande de 3 longueurs d'onde de  $N_0$  à  $N_2$  ;
- dans le premier mode on compte  $3 \times 2 = 6$  longueurs d'onde utilisées ;
- dans le second mode on ajoute 3 longueurs d'onde *add* et 3 longueurs d'onde *drop* soit un nouveau total de 12 longueurs d'onde utilisées.

Le second mode de calcul tient donc compte du groupage initial des demandes et correspond aussi à la fonction objectif programmée dans l'outil.

Les résultats obtenus pour les routages multi ou monochemins sans protection sont très proches car, en fait, les chemins utilisés sur ce réseau sont courts (en moyenne 1,6 arcs par chemin) et il n'y a que 113 chemins différents utilisés en multiroutage pour 110 utilisés en monoroutage. Le routage le moins contraint (multi) permet tout de même de fermer 3 fibres supplémentaires. Le routage le plus contraint (avec protection) ne permet de fermer qu'une seule fibre, car le taux d'utilisation des longueurs d'onde disponibles est alors très élevé (1250/1600) et le choix des fibres pour préserver le groupage devient quasi nul.

<b>réseau COST 239, trois niveaux</b>			
	multiroutage, sans protection	monoroutage, sans protection	monoroutage, protection 1+1
<b>nombre de fibres fermées</b>	25	22	1
<b>nombre de bandes fermées</b>	40	42	114
<b>nombre de longueurs d'onde</b>	421	420	1077
<b>Total (longueurs d'onde)</b>	514/1214	514/1214	1250/1950
<b>réseau COST 239, deux niveaux</b>			
	multiroutage, sans protection	monoroutage, sans protection	monoroutage, protection 1+1
<b>nombre de fibres fermées</b>	25	22	1
<b>nombre de longueurs d'onde</b>	711	707	1907
<b>Total (longueurs d'onde)</b>	514/1214	514/1214	1250/1950

TAB. 2 Résultats obtenus pour le réseau COST 239

Le tab. 3 résume les résultats pour le réseau longue distance avec les deux algorithmes de routage sans protection. Nous observons des résultats similaires à ceux déjà commentés pour COST 239, à savoir qu'il y a peu de différence entre les deux types de routage sans protection. En revanche, la contrainte de protection entraîne ici un échec. En effet, le taux d'utilisation des longueurs d'onde est supérieur à celui du COST 239, si on double simplement la valeur de 1136 du routage sans protection (pour estimer le total non calculé), on obtient un taux de 2272/2752, soit environ 82,6 % (contre 64,25 % dans le cas de COST 239). De plus, les chemins utilisés dans le réseau longue distance sont supérieurs d'un arc en moyenne, ce qui augmente la complexité du routage arcs disjoints des chemins principaux et des chemins de protection.

<b>réseau longue distance, trois niveaux</b>			
	multiroutage, sans protection	monoroutage, sans protection	monoroutage, protection 1+1
<b>nombre de fibres fermées</b>	41	38	
<b>nombre de bandes fermées</b>	77	77	
<b>nombre de longueurs d'onde</b>	624	647	échec
<b>Total (longueurs d'onde)</b>	1136/2520	1136/2520	
<b>réseau longue distance, deux niveaux</b>			
	multiroutage, sans protection	monoroutage, sans protection	monoroutage, protection 1+1
<b>nombre de fibres fermées</b>	41	38	
<b>nombre de longueurs d'onde</b>	1120	1229	échec
<b>Total (longueurs d'onde)</b>	1136/2520	1136/2520	

TAB. 3 Résultats obtenus pour le réseau longue distance

Les résultats obtenus pour le réseau à 41 nœuds sont résumés au tab. 4, avec les mêmes hypothèses que pour les réseaux précédents. Peu de bandes sont fermées car le nombre de longueurs d'onde utilisées par les routages est faible par rapport au nombre total disponible de 4928. Ainsi on peut utiliser de nombreuses fibres libres, même si les demandes ne les remplissent pas complètement. On observe que dès que le taux d'utilisation devient plus important (1152/4928) pour le cas du routage avec protection, le nombre de fibres fermées est diminué par 3 et les algorithmes de groupage ferment 10 fois plus de bandes.

réseau à 41 nœuds, trois niveaux			
	multiroutage, sans protection	monoroutage, sans protection	monoroutage, protection 1+1
nombre de fibres fermées	160	157	45
nombre de bandes fermées	5	5	54
nombre de longueurs d'onde	204	200	1163
<b>Total (longueurs d'onde)</b>	368/992	368/992	1152/1776

réseau à 41 nœuds, deux niveaux			
	multiroutage, sans protection	monoroutage, sans protection	monoroutage, protection 1+1
nombre de fibres fermées	160	157	45
nombre de longueurs d'onde	237	233	1527
<b>Total (longueurs d'onde)</b>	368/992	368/992	1152/1776

TAB. 4 Résultats obtenus pour le réseau à 41 nœuds

En conclusion, le groupage et la protection dépendent fortement de la saturation du réseau. L’outil permet d’augmenter graduellement la capacité en fibres ou bien les demandes en longueurs d’onde pour étudier ce phénomène. La fig. 28 montre un exemple d’étude dans lequel on observe l’effet de l’augmentation de la charge par incrément de 0,5 fois la charge initiale.

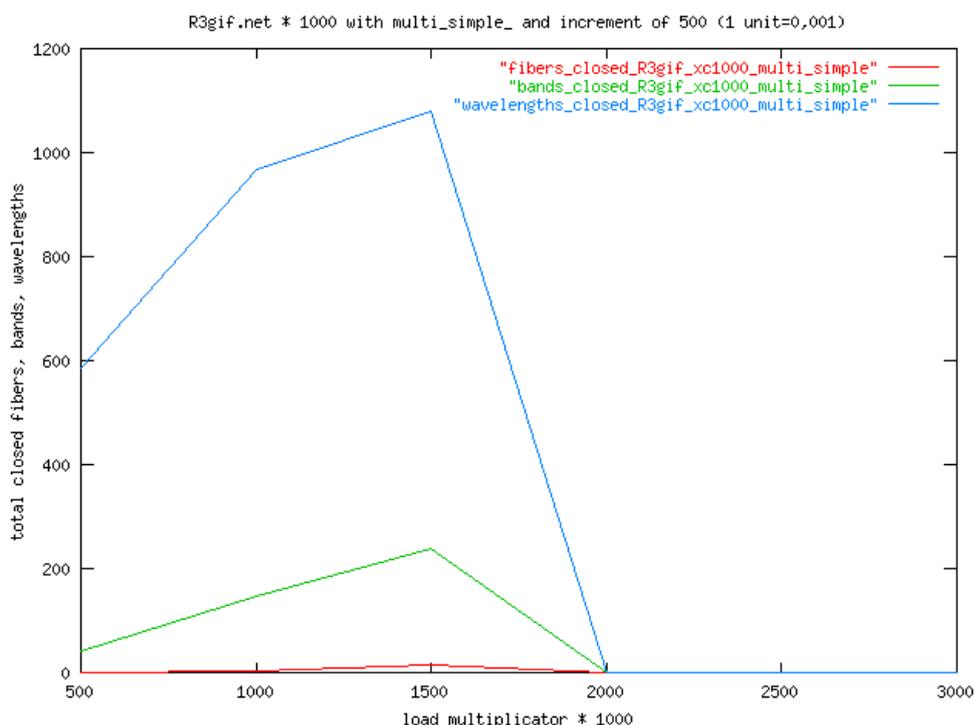


FIG. 28 Effet des variations de la charge

Les nombres de fibres, bandes et longueurs d’onde sont indiqués respectivement en rouge, vert et bleu. Pour cet exemple on a pu calculer un nouveau routage avec une charge de 1,5 fois supérieure à la charge initiale, mais il y a eu échec pour une augmentation de 2. Des graphiques similaires peuvent être facilement produits par l’outil pour toutes les statistiques produites dans le fichier xbar (voir paragraphe 5.4).

## 7 Réseaux SDH sur WDM

### 7.1 Introduction

Dans le cadre global d'un processus de planification et de dimensionnement, la définition de zones au sein d'une couche cliente (couche SDH) dans le but d'en déduire le design de la couche serveur (couche optique), relève d'une étape de partitionnement. C'est une fonction générique qui s'applique parfaitement à une superposition hiérarchique de couches dont la capacité va en grandissant.

L'introduction d'une nouvelle technologie à haute capacité, comme une couche optique par exemple, requière la mise en œuvre d'un processus efficace dans la détermination d'une architecture bas coût pour cette nouvelle couche. La capacité de la nouvelle couche doit être distribuée sur la topologie de la couche cliente en prenant en compte les capacités relatives ainsi que les coûts relatifs des deux couches concernées. En termes d'équipements de commutation, un nœud serveur doit être localisé au point où le trafic d'une zone de la couche cliente sera agrégé.

La fig. 29 illustre la relation entre les deux couches, la formation d'une zone au sein de la couche cliente et le positionnement des nœuds optiques correspondants.

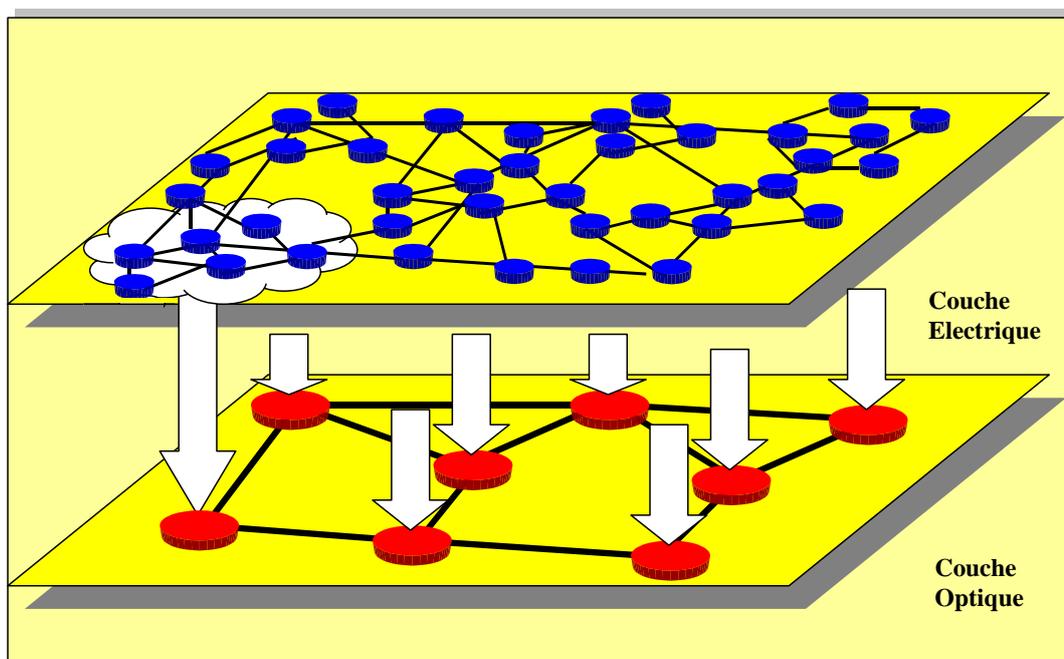


FIG. 29 Formation d'une zone dans la couche SDH et positionnement du nœud optique correspondant

### 7.2 Partitionnement

#### 7.2.1 Gain attendu

L'algorithme de partitionnement permet de définir l'emplacement du point d'agrégation efficace du trafic de la couche cliente. Il est aussi attendu que ce mécanisme permette de réduire le coût de la solution grâce à deux effets :

- augmentation du taux de remplissage des ressources de transmission (TDM, WDM) ;
- augmentation des granularités de commutation dans les nœuds et augmentation du volume de trafic géré à chacune de ces granularités.

### 7.2.2 Caractéristiques de l'optique et coûts

Dans un premier temps, les granularités commutées dans la couche optique ont une capacité d'un ou plusieurs ordres de grandeurs supérieure à celles de la couche électrique. Ceci implique qu'un grand nombre de circuits sont commutés d'un seul tenant, au même moment, en une seule opération, ce qui évite d'avoir recours aux opérations de démultiplexage/multiplexage. Selon ce principe, les flux de trafic doivent être routés en prenant soin de respecter la corrélation logique qui existe entre les différentes connexions élémentaires.

Le processus de partitionnement permet d'identifier et d'arranger l'interdépendance des connexions de zone à zone. Le nombre de points d'agrégation et leur emplacement dépendent d'un ratio entre les granularités des deux couches, de la topologie de la couche cliente ainsi que de la distribution des flux sur cette topologie.

Dans le scénario de l'introduction du WDM dans un réseau SDH/SONET, l'objectif est d'agrèger des connexions SONET/SDH afin de fournir, au réseau optique, la granularité appropriée (longueur d'onde, bande de longueurs d'onde, fibre) à commuter en tant que connexion optique dans la nouvelle couche serveur.

La particularité de la commutation optique est de proposer une très grande capacité à moindre coût. En d'autres termes, il semble évident que l'agrégation de trafic et la commutation d'un grand nombre de connexions dans la couche optique apportent un gain substantiel. De plus, il est préférable que les connexions optiques restent à la plus grosse granularité possible. Notre approche de partitionnement, tout en regroupant logiquement des connexions, interdit le saut de granularité le long des chemins entre les zones. Dans le cas contraire il y aurait une duplication des ressources entre les couches, le même trafic étant commuté plus d'une fois dans un même nœud. Enfin, il est important de noter que le partitionnement engendre certaines contraintes sur le routage des connexions dans le réseau, en augmentant, par exemple, la longueur (en km) du chemin à parcourir.

### 7.2.3 Complexité de la solution

Le problème du partitionnement fait appel à plusieurs composantes du design des réseaux tels que la théorie des graphes, le routage, les fonctions de coûts, ... En conséquence le problème du partitionnement est du type NP-Complexe et n'a donc malheureusement pas de solution optimale. Une heuristique, avec une optimisation de coût objective, est donc nécessaire pour obtenir une approximation de la solution. L'étude présentée ici a pour objectif de déterminer cette heuristique.

## 7.3 Heuristique, conception

### 7.3.1 Partitionnement dépendant du trafic

Le problème du partitionnement est un problème dépendant du trafic et associé à des contraintes de coût et topologiques. Afin de décider si un nœud SONET/SDH doit devenir le point d'agrégation du trafic (un nœud WDM), il faut évaluer le trafic qui le traverserait s'il devenait effectivement un nœud WDM. Le trafic concerné peut être divisé en trois catégories (fig. 30) :

- trafic Add/Drop (insertion/extraction) au nœud considéré ;
- trafic Add/Drop des nœuds appartenant aux potentielles zones autour du nœud. C'est le trafic que le nœud récupérerait des autres nœuds de la zone s'il devenait le nœud WDM ;
- trafic de transit au nœud considéré. Dépendant de l'emplacement, dans la topologie, et de l'algorithme de routage, le nœud verra plus ou moins de trafic. Le volume de trafic en transit a un impact majeur sur la taille du nœud et doit participer à la décision sur le devenir, ou non, du nœud en nœud WDM.

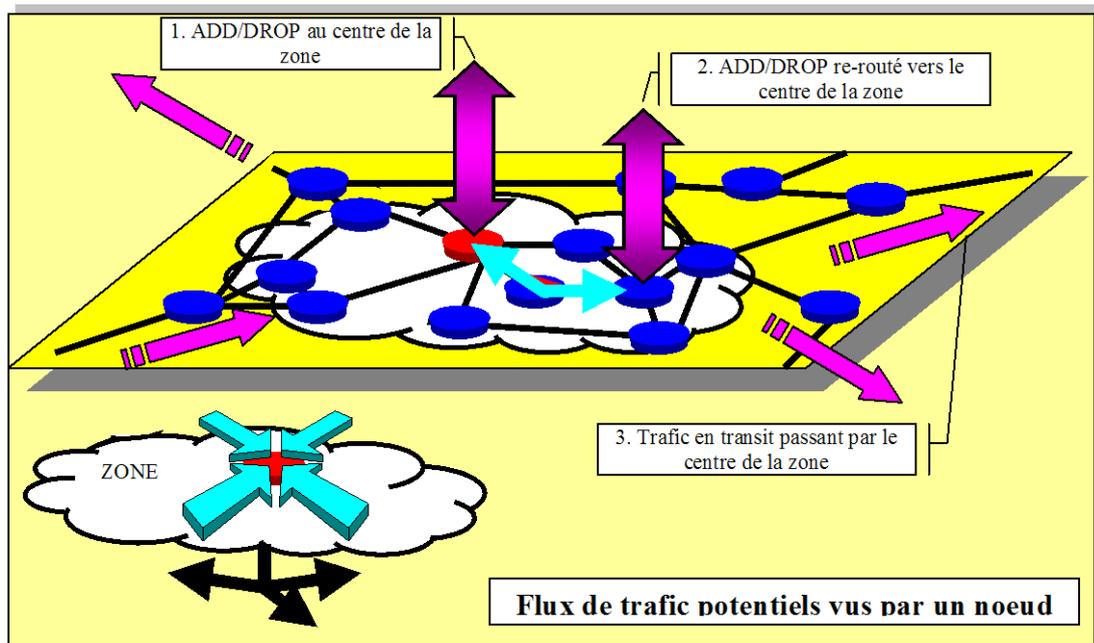


FIG. 30 Flux de trafic potentiels vus par un nœud

### 7.3.2 Zones potentielles

Il est possible de construire un très grand nombre de zones possibles à partir de la topologie initiale. Afin de réduire ce nombre de combinaisons, il est nécessaire de définir certaines règles. Comme nous l'avons mentionné précédemment, ces règles sont dépendantes du trafic. Pour chacun des nœuds, les zones potentielles sont construites en considérant le nœud choisi comme le centre de la zone puis en ajoutant des nœuds un par un dans la zone, et ce, en accord avec l'algorithme de routage (fig. 31).

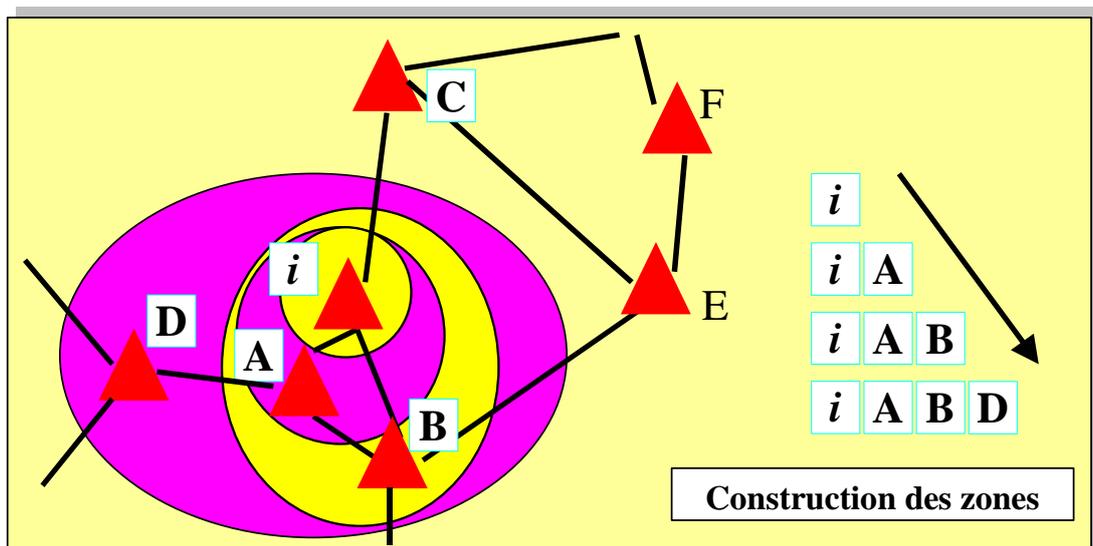


FIG. 31 Construction des zones

### 7.3.3 Seuils technologiques

Le paragraphe précédent décrit comment les zones potentielles sont construites. Un nouveau critère est introduit ici afin de diminuer la complexité et la taille du problème. Ce nouveau critère est basé sur

ces considérations technologiques et plus particulièrement sur la capacité disponible des équipements. Le volume de trafic qui peut être traité en un nœud est limité par différents seuils dépendant des technologies. Ceci sous-entend qu'il est possible de définir un seuil minimal (borne inférieure) indiquant la limite de capacité de traitement d'un nœud SDH/SONET. Symétriquement, il est possible de définir un seuil maximal indiquant la taille maximale d'un nœud WDM. Ces seuils permettent ainsi de limiter la taille de la zone.

Les deux seuils considérés définissent l'espace des zones valides et limitent considérablement le nombre de zones possibles. Il ne reste plus qu'à comparer les bénéfices respectifs de chacune des possibilités dans le but de construire un réseau dorsal bas coût.

#### **7.3.4 Coûts**

La décision finale quant à la création de la zone doit être basée sur un coût. C'est un problème difficile car il faut comparer différentes zones, le choix ayant un impact sur le partitionnement global du réseau. Cette comparaison de coût est principalement basée sur le ratio du facteur de multiplexage entre les deux couches, mais prend aussi en compte le rallongement du chemin à parcourir.

#### **7.3.5 Partitionnement pas à pas**

L'algorithme du partitionnement est illustré sur la fig. 32. Il est basé sur le calcul de l'APN (*approximate port number*) et de l'APG (*approximate predictive gain*).

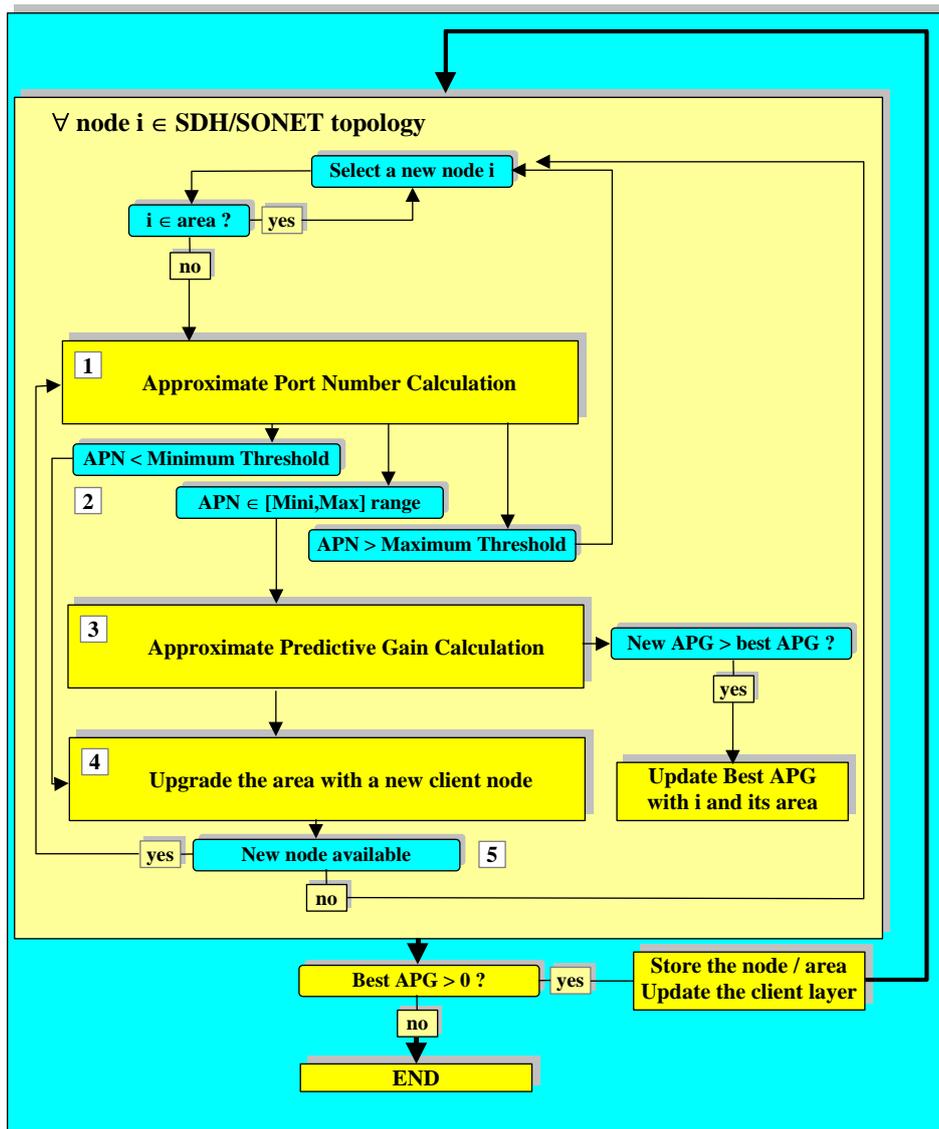


FIG. 32 Algorithme du partitionnement

a. Calcul de l'APN (approximate port number)

$$APN = \frac{\begin{matrix} \# \text{ SDH / SONET connections ADD / DROP at } i \\ + \# \text{ SDH / SONET connections transit at } i \text{ (estimation)} \\ + \# \text{ SDH / SONET connections ADD / DROP at } j / j \in \text{area} \end{matrix}}{\text{MuxFactor WDM (estimation)}}$$

FIG. 33 Définition du calcul de l'APN

Le trafic en transit est estimé en fonction de l'algorithme de routage. Le processus présenté ici modifie le routage et le trafic réel en transit. Ce qui est attendu ici est la comparaison de l'habilité de chaque nœud à traiter plus de trafic que les autres. Le trafic en transit « naturel » estimé est un des principaux

facteurs ayant un impact sur la future taille du nœud et les potentielles connexions re-routées. Le « *MuxFactor WDM* » correspond à un nombre moyen approché de connexions SDH/SONET commutées dans un port WDM. L'intervalle de confiance pour cette valeur peut être assez large, de même pour le ratio entre les capacités WDM et SONET/SDH. Une approche plus complète consisterait à réintroduire la valeur du *MuxFactor WDM* après la première itération du processus global et ce jusqu'à ce qu'elle converge.

**b. Intervalle de validité de l'APN**

Un nœud avec une zone associée peut seulement être considéré comme un potentiel nœud WDM lorsque l'APN dépasse un seuil minimum. Ce seuil peut être fixé à la taille d'un nœud SDH/SONET existant afin de prendre en compte une éventuelle couche client fixe. Ce seuil peut aussi représenter la taille du plus gros nœud SDH/SONET disponible. Dans les deux cas, une valeur d'APN supérieure au seuil indique la nécessité d'avoir un nœud WDM. Un seuil maximum représente la taille maximale d'un nœud WDM. L'intervalle défini par les deux précédents seuils permet de réduire de manière significative le nombre de zones possibles dans le réseau, et donc d'accroître la vitesse de convergence de l'algorithme.

**c. Calcul de l'APG (approximate predictive gain)**

$$\begin{aligned}
 APG = & \frac{NC}{MuxFactorSDH / SONET} \times \overline{Path-length}_{\#Phop+km}(j, z) \times \alpha \\
 - & \left[ \frac{NC}{MuxFactorSDH / SONET} \times \overline{Path-length}_{\#Phop+km}(j, i) \times 2\alpha \right. \\
 + & \left. \frac{NC}{MuxFactorWDM} \times \overline{Path-length}_{\#Phop+km}(j, z) - 2 \times \overline{Path-length}_{\#Phop+km}(j, i) \times \beta \right]
 \end{aligned}$$

where  
*i* is the WDM node (center of the area)  
*j* ∈ area *i*, *z* is the ending point of a connection  $\langle i, z \rangle$   
 $NC = \sum_{j \in \text{area } i, z \in \text{destinations}} \text{connections SDH / SONET } \langle i, z \rangle$   
 $\alpha, \beta$  are cost factors taking in to account  
 – cost ratio between SDH / SONET and WDM ports  
 – cost ratio between transmission and switching

**FIG. 34 Définition du calcul de l'APG**

La taille moyenne de la longueur du chemin (*Path-length*) est exprimée en termes de nombres de nœuds traversés. Il résulte d'un algorithme du plus court chemin exécuté avec deux critères :

- le nombre de nœuds traversés (nombre de sauts) ;
- la distance en km pour la discrimination entre chemins de même nombre de sauts.

Le principe consiste à estimer la différence de nombre de ports requis dans le réseau pour traiter le trafic provenant de la zone *i*. Le gain en termes de nombre de ports est pondéré par des aspects de coûts tels que le ratio de coût entre un port SDH/SONET et un port WDM, ou encore le ratio de coût transmission/commutation.

Une valeur exacte n'est pas nécessaire, l'APG étant utilisé uniquement pour comparer un gain relatif entre les différentes zones. Quoi qu'il en soit, si des valeurs réelles de coûts sont disponibles, elles peuvent être utilisées.

#### d. Incrémentation d'une zone

Les zones sont incrémentées en utilisant l'algorithme de routage. Un nouveau nœud est ajouté à la zone (qui donc s'agrandit) lorsqu'il est le nœud le plus proche du nœud central. Le nœud ajouté doit être libre, c'est-à-dire qu'il ne doit pas déjà appartenir à une zone.

Une autre supposition est utilisée pour agrandir la zone : un nœud ne peut pas appartenir à une zone donnée si le chemin allant de ce nœud à celui au centre de la zone passe par un nœud appartenant à une autre zone.

## 7.4 Implémentation

### 7.4.1 Problématique de la taille mémoire

Les approches de planification et design des réseaux optiques doivent être envisagées en prenant très au sérieux le problème de l'espace mémoire. Si l'on raisonne avec un algorithme travaillant à la granularité d'une connexion il faut garder en mémoire qu'un très grand nombre de connexions existent dans un réseau optique. Par exemple, si l'on veut planifier un réseau dorsal à partir d'un réseau SDH/SONET de 1000 nœuds avec des centaines de Tbps traversant le réseau, il faudra alors traiter des centaines de millions ( $10^8$ ) de connexions DS3. Si l'on considère que la longueur moyenne d'un chemin est de l'ordre de 100 ( $10^2$ ) nœuds et que chaque nœud du chemin a besoin de 8 octets d'espace mémoire, alors l'espace mémoire requis s'élève à  $8 \times 10^8$  octets (~1 Gbits) simplement pour stocker l'information relative à la route qu'empruntent les connexions. Ceci est prohibitif, et cette estimation doit être vue comme une borne inférieure, vu que bien d'autres informations doivent être enregistrées.

Afin de faire face à ce problème, dans l'implémentation au sein de Wcube, les informations concernant les connexions sont traitées dans une simple matrice  $N \times N$  qui donne des informations de relation (nœud à nœud) et non des informations par connexion. Ceci réduit considérablement le volume des informations à stocker (4 Mbits) pour un réseau de 1000 nœuds.

### 7.4.2 Problématique du temps

De même que la problématique de l'espace mémoire, la très grande quantité d'informations et la complexité des algorithmes engendrent des problèmes de temps de calcul. Par exemple, calculer le plus court chemin avec un algorithme  $N^3$  pour un réseau de 100 nœuds peut prendre jusqu'à une heure mais seulement quelques minutes avec un algorithme  $N^2$ .

### 7.4.3 Paramétrage

Une nouvelle interface a été développée, elle permet de caractériser la couche cliente (fig. 35). Cet ensemble d'informations sera utilisé par les différents algorithmes.

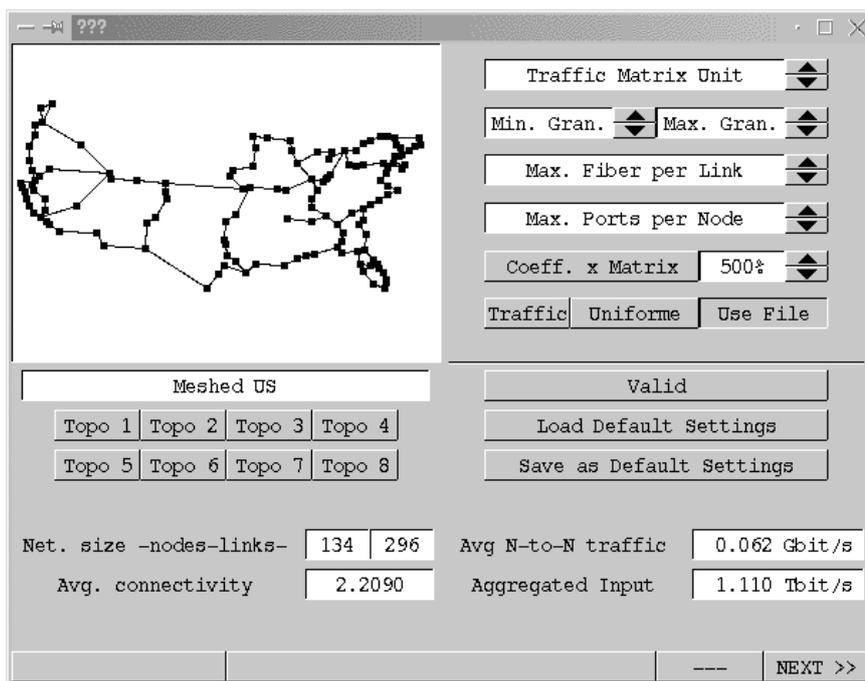


FIG. 35 Nouvelle interface permettant de caractériser la couche cliente

### 7.5 Premiers résultats

La capture d’écran fig. 36 donne la représentation graphique des résultats. On y voit les nœuds SONET/SDH (points noirs), les zones regroupant ces nœuds (zones grisées) et finalement les nœuds WDM au centre de ces zones (triangles noirs).

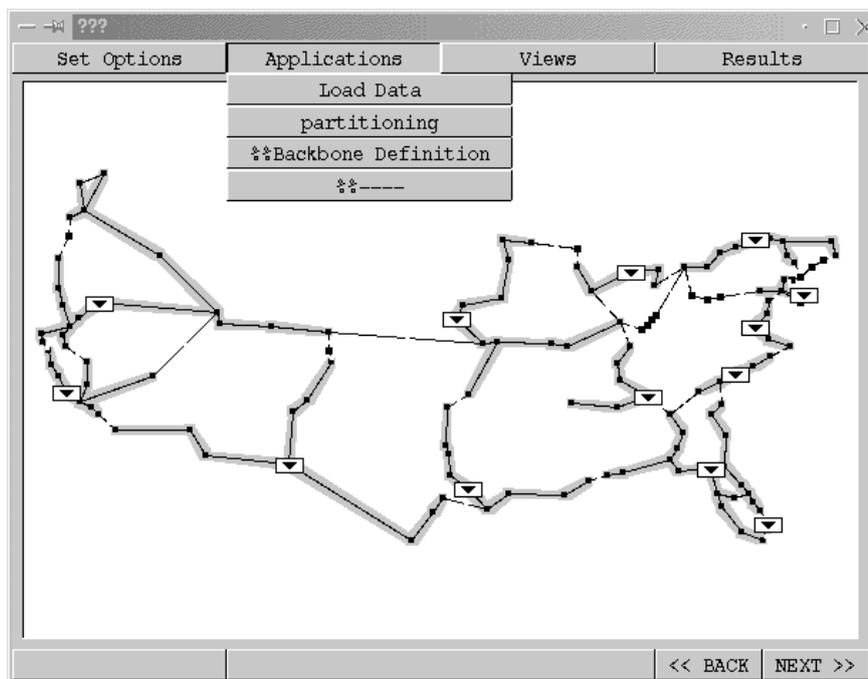


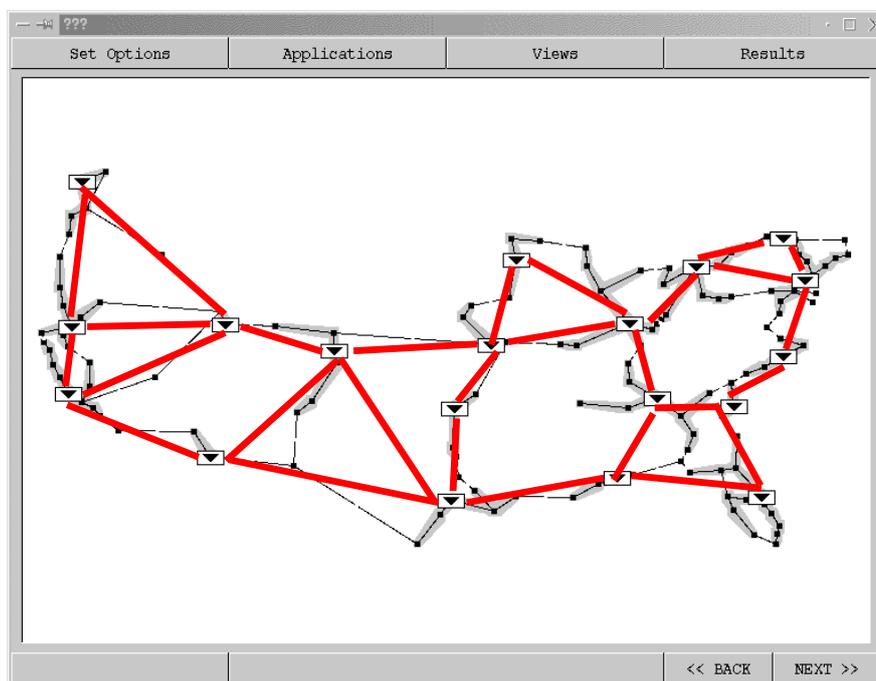
FIG. 36 Représentation graphique des résultats

La dernière étape consiste à déterminer la topologie du réseau optique.

Le partitionnement de la couche SDH/SONET est réalisé dans le but de faire passer au sein de la couche optique des connexions SDH/SONET corrélées entre elles. Le résultat est un allègement de la couche cliente en termes de volume de trafic géré. On montre que l'intégration d'une couche optique serveur réduit considérablement la taille des équipements SDH/SONET. Par exemple, pour un réseau SDH/SONET de 134 nœuds avec un volume moyen de trafic entrant de 100 Tbps, l'étude précédente montre la possibilité d'intégrer une couche optique de 19 nœuds (fig. 37). Celle-ci transporte alors 89 % du trafic initial. Exprimé en nombre de ports dans le réseau on a :

- 2.352.686 ports SDH/SONET dans un cadre monocouche ;
- 635.629 ports SDH/SONET et 4471 port WDM dans un cadre bicouche.

Ce qui permet d'avancer que même si le ratio de coût entre un port SDH/SONET et un port WDM est très grand, le scénario bicouche conserve son avantage.



**FIG. 37** Exemple de la topologie du réseau optique constitué

Le graphique fig. 38 donne la taille de chacun des nœuds du réseau dans les deux scénarios.

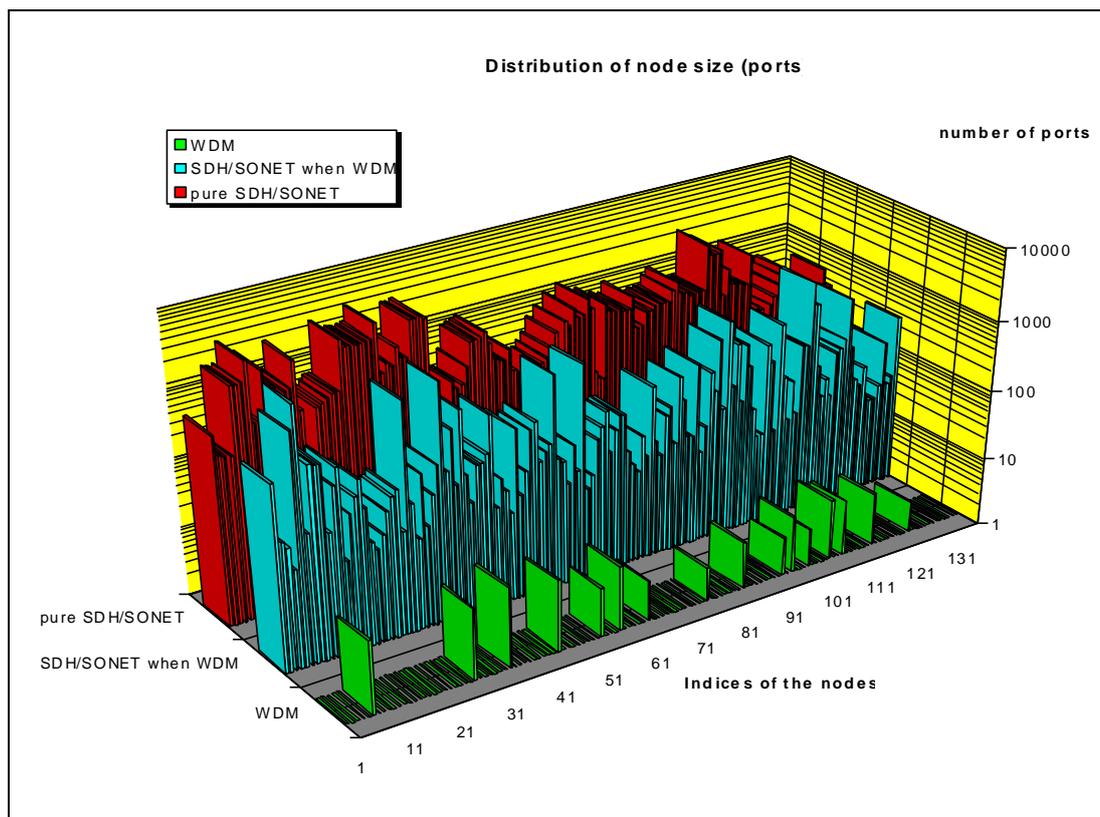


FIG. 38 Taille des nœuds pour un réseau SDH pur comparé au scénario avec une couche optique WDM

## 8 Conclusions

Le projet PORTO est le fruit d’une collaboration constructive des trois partenaires, l’INRIA, ALCATEL et France Télécom R&D. Chacun y a apporté son savoir-faire :

- l’INRIA a contribué à la formalisation des problèmes mathématiques et a mis à disposition des partenaires ses compétences en génie logiciel ;
- ALCATEL a expliqué des nouveautés en matières d’équipements et a réalisé un travail important pour la modélisation des fonctions de coûts. ALCATEL a également étudié et implanté des algorithmes optimisant le dimensionnement d’une couche SDH sur une couche WDM ;
- France Télécom a fournit des jeux de données réels de réseaux, les règles d’ingénierie de ses réseaux, les politiques de protection. Il a contribué à la modélisation mathématique du problème de planification de réseaux optiques à trois niveaux.

Les résultats de ce projet sont très positifs pour les partenaires, et nous l’espérons pour la communauté française qui travaille sur l’optimisation des réseaux de télécommunications. En effet, la modélisation du réseau est l’aboutissement de la mise en commun de trois expériences complémentaires et le modèle obtenu n’aurait sans doute pas pu être réalisé par un partenaire isolé. C’est aussi cet effort collectif qui a permis de faire évoluer les objectifs initiaux du projet ainsi que le modèle défini. En effet nous avons évolué depuis un modèle composé de fibres et de longueurs d’ondes vers un modèle incluant des bandes, ce qui a accru considérablement la complexité du modèle mathématique. Ainsi, l’outil développé permet de traiter un nombre quelconque de niveaux de containers optiques et peut s’adapter aux évolutions futures de la technologie. Un autre des points forts de cet outil est la modularité et les possibilités d’extension. En effet, les différents calculs de routage et de groupage ainsi que le calcul du coût réel du réseau sont écrits sous la forme d’une bibliothèque avec des interfaces simples. On peut ajouter de nouveaux modules en ne comprenant le sens que d’un minimum de va-

riables du modèle. De plus, le format XML des données stockées garantit un interfacage simple avec d'autres applications.

À la vue des résultats, un bon compromis semble avoir été trouvé entre la complexité du modèle et le temps de calcul des modules d'optimisation, en découpant le processus en deux phases distinctes : routage puis groupage. Il existe cependant des interactions possibles entre ces deux phases. Les performances mesurées sur les jeux d'essai permettent d'envisager une utilisation en boucle de la plupart des algorithmes, ce qui pourrait permettre l'utilisation de l'outil pour le scénario dynamique, ce scénario n'ayant pu être étudié comme prévu initialement. En effet, si on se réfère au projet déposé, trois scénarios étaient prévus.

Le premier scénario concernant le cas statique est réalisé, mais il faut noter qu'il a pris beaucoup plus de temps que prévu car il a nécessité une modélisation originale et novatrice (plusieurs niveaux de containers, problèmes de groupage, ...). Des problèmes nouveaux, tant de modélisation que de résolution, ont ainsi été considérés qui n'étaient pas envisagés au départ. L'avantage obtenu est un modèle plus général qui peut s'adapter à différents types d'équipements, y compris pour des encapsulations de protocoles futures considérées comme de nouveaux containers. De même, dans l'étude des schémas de protection, de nouveaux modes de protection par sous-réseaux ont été étudiés et les résultats vont donner lieu à des publications non incluses dans ce rapport.

Le deuxième scénario concernait le multicouche et en particulier la jonction SDH/WDM. La modélisation et un outil distinct ont été faits ; en revanche l'intégration dans l'outil n'est pas explicitement réalisée. On pourrait implanter la couche SDH comme un niveau de plus mais il est apparu nécessaire d'envisager pour cela un modèle plus générique incluant la notion de graphes virtuels associés à chaque niveau. Ce modèle ne serait pas limité au problème SDH/WDM.

Le troisième scénario concernait le cas dynamique. Il n'a pas été vraiment traité mais la modularité et la flexibilité de l'outil et aussi l'efficacité des calculs sur les réseaux considérés permettent d'effectuer aisément des calculs en boucle. D'ores et déjà ont été testés des cas où l'on fixe un certain nombre de chemins du routage, ou bien dans le cas où la demande ne peut être satisfaite l'étude des liens pour lesquels la capacité doit être augmentée.

En résumé, même si tous les objectifs initiaux (sûrement trop ambitieux !) n'ont pas été atteints, le projet a donné lieu à un travail en commun très intéressant et à l'obtention de résultats novateurs (modélisation, algorithmes, logiciels).

De nouvelles voies de recherche et une vision plus globale ont été introduites et cela devrait donner lieu à des développements complémentaires tant à des fins d'exploitation industrielle que pour la recherche dans ce domaine.