

Modélisation du Groupage, du Routage et de l'Assignment de longueurs d'onde (GRWA) en utilisant la segmentation et les algorithmes génétiques

Moussang Gaetan Arnaud, Tonye Emmanuel

Département de Génie Electrique, Ecole Nationale Supérieure Polytechnique de l'Université de Yaoundé I

Résumé:

Ce travail présente une approche par segmentation pour résoudre le problème de groupage, de routage et d'affectation de longueur d'ondes (GRWA) dans les réseaux WDM dans le but de réduire la probabilité de blocage. Cette approche s'éloigne de celles qui ont été proposées dans la littérature car notre méthodologie s'inspire de celle de la communication dans Internet où nous avons des systèmes autonomes inter-connectés. Les principales phases de cette méthodologie sont les suivantes : (i) la segmentation pour regrouper les nœuds en clusters (équivalent d'un système autonome) à l'aide de l'algorithme des k-moyennes ; (ii) la création d'une table de hash, (iii) le routage et l'affectation de longueur d'ondes par un algorithme génétique qui exploite cette table de hash. Les résultats obtenus montrent que notre méthodologie améliore efficacement la probabilité de blocage.

Mots clés: Réseau optique WDM, GRWA, RWA, Segmentation, Algorithmes génétiques, Table de hash.

I. Introduction

Internet subit une forte croissance d'utilisation depuis l'apparition du courrier électronique et du Web. De nos jours, la vidéoconférence, la vidéo à la demande et la voix sur IP augmentent considérablement le trafic sur Internet. Saleh et Simmons[19] prévoient que le trafic augmentera d'un facteur 1000 en une durée d'environ 20 ans. Ces mêmes auteurs prévoient qu'une amélioration des technologies et architectures des réseaux permettra de répondre à cette augmentation. Dans la même lignée, une meilleure gestion des réseaux dorsaux utilisant la technologie WDM permettra de répondre à cet accroissement de la demande tout en gardant de faibles frais de fonctionnement.

Étant donné l'accroissement du trafic, il est intéressant d'être en mesure d'y répondre tout en utilisant le même équipement. Est-ce possible de répondre au trafic avec l'équipement actuel ? Sinon, quelles sont les modifications qui devront être apportées au réseau afin d'y répondre ? Généralement, l'augmentation de la capacité d'un réseau dorsal avec WDM correspond à une extension du nombre de longueurs d'onde accessibles sur les fibres optiques. Combien de longueurs d'onde sont nécessaires sur le réseau afin de répondre à toute la demande ? Ces questions sont formulées mathématiquement par le problème de groupage, de routage et affectation de longueurs d'onde (Grooming, Routing and Wavelength Assignment ou GRWA).

Pour répondre à ces questions, nous allons d'abord faire une revue de la littérature sur ledit problème, ensuite proposer un algorithme et enfin nous commentons les résultats obtenus.

1 État de l'art

1.1 Topologie en anneau

Les réseaux en anneau sont de deux types : unidirectionnel ou UPSR (unidirectional path switched ring) [15] et bidirectionnel ou BLSR (bidirectional lineswitched ring) [18]. Dans le cas unidirectionnel, le choix du routage d'une requête se réduit au choix de la longueur d'onde sur laquelle elle est transmise, ce qui simplifie grandement le problème.

Du point de vue des méthodes de résolution, des formulations en programmes linéaires en nombres entiers (PLNE) sont proposées pour la minimisation du nombre d'ADM. Cependant, ces approches deviennent coûteuses au niveau du temps de calcul dès que le nombre de nœuds dépasse six. Des approches heuristiques sont alors proposées. Les auteurs dans [18] ont proposé des heuristiques de recuit simulé et gloutonnes pour la minimisation du nombre d'ADM. Elles sont basées sur des anneaux virtuels, c'est-à-dire un ensemble de sauts optiques disjoints utilisant tous les liens du réseau et pouvant donc être affectés à une longueur d'onde. Les solutions obtenues par ces heuristiques sous les contraintes de saut unique optique sont meilleures que celles obtenues quand plusieurs sauts optiques sont autorisés.

Dans la suite de la revue de la littérature, nous nous intéresserons seulement aux études sur les réseaux optiques maillés. En effet, les méthodes d'optimisation proposées pour le problème GRWA dans les anneaux ne sont pas, le plus souvent, applicables aux réseaux maillés [14].

1.2 Objectifs

Les objectifs [14] pris en compte dans les problèmes de groupage dans les réseaux optiques WDM maillés sont :

1. minimiser le taux de blocage, étant donné des ressources en quantité limitée,
2. minimiser le coût du réseau, évalué de diverses façons, tout en satisfaisant un ensemble de requêtes.

Le taux de blocage se calcule de plusieurs façons suivant qu'il prenne en compte ou non la demande en bande passante des requêtes. On peut le définir comme le rapport entre le nombre de requêtes réussies sur le nombre de requêtes totales.

Le deuxième type d'objectif dépend de la manière dont on évalue le coût du réseau. Minimiser le nombre de longueurs d'onde était un objectif utilisé dans les réseaux en anneau et qui a été repris dans les réseaux maillés [14]. Les coûts sont cependant plus liés aux équipements installés aux nœuds :

- minimiser le nombre de ports optiques ou de sauts optiques (il est nécessaire d'installer un port optique à chaque extrémité d'un saut optique),
- minimiser le nombre de cartes de transport, où une carte de transport est définie par l'ensemble formé d'un port entrant et d'un port sortant,
- minimiser le coût du réseau qui est la somme de plusieurs équipements : coût des ports optiques et nombre de longueurs d'onde, coût des fibres, des équipements WDM et OXCs,
- minimiser le délai moyen de transmission des requêtes.

1.3 Hypothèses techniques

Quand on aborde la problématique de la modélisation du problème GRWA, on a la possibilité de prendre en compte ou non un grand nombre de contraintes, la plupart sur le routage des requêtes.

Les requêtes ont des granularités dont les valeurs appartiennent à un ensemble de valeurs standards. Il est à noter que certaines recherches font l'hypothèse que toutes les requêtes ont la même granularité, on parle alors de ratio de groupage (grooming ratio) [5]. Le routage peut être bifurqué ou non. Dans le cas bifurqué [27], il n'est pas nécessaire qu'une requête soit transmise sur un seul chemin optique, elle peut être distribuée sur plusieurs chemins optiques.

Quand le problème d'affectation des longueurs d'onde n'est pas pris en compte [11, 34], il est supposé que le nombre de liens et de longueurs d'onde est toujours suffisant pour router les sauts optiques sur le réseau optique. Ceci rend le problème plus simple mais n'est pas toujours une contrainte réaliste car l'augmentation du trafic est telle que la capacité de transport devient une ressource rare.

Notons aussi que [20] étudie le cas où seulement une fraction des nœuds a la capacité de groupage du trafic ; dans [4] on s'intéresse au cas où les longueurs d'onde peuvent avoir des capacités de transport différentes.

1.4 Méthodes de résolution

Une méthode de décomposition basée sur un programme linéaire en nombres entiers (PLNE) a été proposée dans un vaste réseau WDM [17]. Elle divise le problème GRWA en deux parties. L'une est le problème de groupage et de routage et l'autre est le problème d'assignation de longueurs d'onde. Elle produit une solution optimale sous deux contraintes sur : la capacité de la longueur d'onde et continuité de la longueur d'onde. Une autre méthode de décomposition a été présentée toujours dans un vaste réseau, considéré comme un groupe de clusters [28]. Un algorithme heuristique glouton a été utilisé pour grouper le trafic intra-cluster. Dans l'optique de réduire le coût du réseau sans affecter la performance du réseau, un groupage de bordure (edge grooming) a été proposé [25] dans lequel les équipements de groupage sont placés aux extrémités du réseau au lieu de les éparpiller à l'intérieur. Un algorithme heuristique contigu est utilisé pour résoudre le problème de groupage sans conversion de longueurs d'onde et un algorithme génétique est utilisé avec conversion de longueurs d'ondes.

Yang Peng et Zhang Jie [32] ont travaillé sur une décomposition de longueurs d'onde pour améliorer la probabilité de blocage. Ils n'utilisent pas de conversion de longueurs d'onde pour le routage. Pour le problème d'assignation de longueur d'onde, ils utilisent une approche basée sur la coloration des différentes couches. Dans [26], le travail est basé sur la connectivité maximale des nœuds. Le groupage et la conversion est basée sur les nœuds ayant le maximum de connexion et utilise un algorithme génétique afin d'optimiser le coût. Jingling Wu [31] quant à lui propose une multi-granularité dans le groupage. Il propose trois heuristiques pour minimiser le nombre de ports et calcule la probabilité de blocage.

1.5 Groupage de trafic

1.5.1 Groupage avec un trafic statique

Plusieurs chercheurs ont travaillé sur le problème de groupage en présence d'un trafic statique. Fang et Somani [12] ont proposé une formulation en PLNE avec pour fonction objective la minimisation du nombre des émetteurs et récepteurs dans le réseau (équivalent à minimiser le nombre de chemins optiques). La complexité de cette formulation est réduite par l'ajout de quelques contraintes comme la longueur des routes (c'est-à-dire, le nombre de routes possibles est réduit). À cause de la complexité de la formulation, on ne peut trouver une solution optimale dans des réseaux réels, des heuristiques ont été développées pour trouver des bonnes solutions au problème.

Chen et al. [1] ont considéré le problème de groupage de trafic dans un réseau maillé avec un trafic statique. Ils ont proposé un cadre hiérarchique pour le groupage avec l'objectif de minimiser le nombre de ports dans les nœuds. Premièrement, le réseau est divisé en classes (clusters en anglais) où chaque classe est un ensemble de nœuds voisins. Chaque classe est vue comme un réseau étoile virtuel. À chaque classe on désigne un nœud hub pour grouper le trafic. Deuxièmement, les nœuds hubs désignés dans le niveau 1 forment à leur tour une classe, et là encore un nœud hub est désigné pour ce deuxième niveau. Leur stratégie a 2 étapes. Dans la première étape, on applique un algorithme sur chaque classe et le résultat est un ensemble de chemins optiques dans chaque classe. Dans la deuxième étape, on applique le même algorithme sur les hubs pour déterminer les chemins optiques entre les classes. Finalement, on termine avec la résolution du problème RWA) sur les chemins optiques trouvés lors des deux étapes précédentes. Les auteurs ont utilisé un réseau de 32 nœuds pour tester cette approche, et ont remarqué que lorsque le nombre de classes augmente, le nombre total de chemins optiques dans le réseau augmente, par contre le nombre de longueurs d'onde nécessaires diminue ainsi que la longueur moyenne des chemins optiques.

Dans l'étude de Jaumard et al. [3], on a proposé des heuristiques pour résoudre le problème de groupage avec un trafic statique. Le but est de minimiser le coût des équipements MSPP (Multi-Service Provisioning Platform). Un MSPP est un équipement utilisé pour grouper le trafic des clients à bas débit (e.g. OC-3 et OC-12) pour le transformer en des signaux de haut débit (e.g. OC-48 et OC-192) en utilisant le multiplexage temporel TDM. L'heuristique proposée peut être appliquée sur un réseau en anneau ou sur un réseau maillé.

Resendo et al. [22] ont proposé des formulations sous forme de PLNE au problème de groupage de trafic dans un réseau maillé avec un trafic statique. La première formulation a comme fonction objective de minimiser le nombre total des émetteurs/récepteurs dans le réseau. Une relaxation en Min-Max de la première fonction objective donne une deuxième fonction objective. Cette deuxième fonction objective minimise le nombre des émetteurs/récepteurs dans le nœud qui nécessite le plus grand nombre de ces équipements. Cette relaxation permet de trouver une solution au problème de groupage de trafic dans un réseau de 16 nœuds (ce qui n'est pas le cas pour la première formulation), mais cette solution est très coûteuse en termes de nombre des équipements d'émission/réception.

1.5.2 Groupage avec un trafic dynamique

Xin et Bang [9] ont formulé le problème de groupage de trafic dans un réseau maillé avec un trafic dynamique sous forme d'un PLNE. Cependant, pour minimiser, la complexité du problème, on ne considère que le single-hop grooming, c'est-à-dire qu'une connexion entre une source v_s et une destination v_d ne doit parcourir qu'un seul chemin optique entre v_s et v_d . Quatre formulations sont données. Dans la première, la fonction objective est de minimiser le nombre de ports (émetteurs et récepteurs) dans le réseau. Les trois autres formulations consistent à minimiser la somme des nombres de longueurs d'onde dans chaque lien du réseau, en considérant (i) qu'on a pas de conversion de longueurs d'onde, (ii) une conversion totale des longueurs d'onde et (iii) une conversion partielle des longueurs d'onde (quelques nœuds ont la capacité de conversion totale de longueurs d'onde). Des heuristiques ont été proposées pour les grands réseaux.

Xin et al. [7] ont proposé une nouvelle façon de résoudre le problème de groupage de trafic dans un réseau maillé avec un trafic dynamique. Au lieu d'établir et d'enlever des chemins optiques selon les besoins du trafic dynamique, ce qui peut être très fréquent, on fait une conception du réseau pour un trafic statique connu a priori et après on route les connexions qui arrivent au fur et à mesure. Deux problèmes sont alors considérés, le premier est de minimiser l'utilisation des ressources en tenant compte du blocage des connexions (ex. le taux de blocage des connexions entre une source v_s et une destination v_d ne doit pas dépasser une certaine valeur), et le deuxième problème est celui de maximiser les performances du réseau (acceptation des connexions) en tenant compte des ressources disponibles. Ces problèmes sont formulés sous forme de PLNE. Les résultats obtenus montrent que l'utilisation des ressources diminue

considérablement lorsque la contrainte de blocage est relaxée et les performances de groupage augmentent doucement quand on ajoute plus de ressources. En plus, le nombre de ports (récepteurs) dans les nœuds destinations (clients) a plus d'impact sur le groupage que le nombre de longueurs d'onde.

Yao et al. [30] ont étudié le problème de groupage de trafic dans un réseau maillé où seulement quelques nœuds ont la capacité de grouper le trafic (appelés nœuds G). Les auteurs ont proposé un algorithme pour supporter un trafic dynamique dans un tel réseau en sachant qu'on a quatre types de chemins optiques selon la disponibilité ou non, aux extrémités du chemin optique, d'un nœud ayant la capacité de grouper le trafic (nœud G). Le but de l'algorithme est de minimiser le nombre de connexions non satisfaites. Des simulations ont été faites sur le réseau NSFNet avec un placement aléatoire des nœuds G. Parmi les résultats montrés, il faut mentionner l'effet du nombre des nœuds G sur le nombre de connexions non satisfaites. À part le nombre de nœuds G, d'autres facteurs peuvent influencer le taux de blocage tels que la topologie du réseau et le placement des nœuds G eux mêmes.

Sivakumar et al. [23] ont travaillé sur le problème de groupage de trafic dans un réseau maillé où le groupage du trafic peut se faire à chaque nœud, mais il y a seulement quelques ports de chaque nœud qui ont la capacité de grouper le trafic, c'est-à-dire, le groupage ne peut se faire que sur quelques longueurs d'onde parmi celles disponibles à partir de chacun des nœuds. Quelques architectures et politiques de groupage dans les nœuds ont été présentées. Les auteurs ont étudié l'effet de certains facteurs tels que la granularité des connexions, le nombre de ports dans chaque nœud et la conversion de longueurs d'onde. Les résultats obtenus montrent que les performances données par ce type de réseau peuvent être comparables à celle des réseaux où le groupage peut se faire dans n'importe quel nœud et sur n'importe quel port, et avec moins de coût.

Yao et al. [29] considèrent une technique de "reroutage" des connexions en cours. Cette technique essaie de trouver un autre chemin pour des connexions en cours, pour pouvoir router de nouvelles connexions. Ils proposent deux versions différentes : (i) RRAL qui consiste à rerouter tout un chemin optique sur une autre route ; (ii) RRAC qui permet de rerouter seulement une connexion parmi celles en cours. Des simulations sur deux réseaux différents montrent qu'on peut réduire le taux de blocage en utilisant la technique considérée.

1.6 Articles pertinents

Dans cette section, nous présentons les travaux sur lesquels nous sommes appuyés pour produire le notre. Dans un premier temps, nous ferons un résumé de chacun de ces articles, ensuite nous présentons leurs forces et les faiblesses et enfin notre apport face à leurs limites.

1.6.1 Clustering Methods for Hierarchical Traffic Grooming in Large Scale Mesh WDM Networks

Résumé Cette article [2] a été publié le 23 novembre 2010 dans le journal Optical Communications and Networking allant de la page 502 à 514 par des scientifiques de la North Carolina State university à savoir : B. CHEN, G. N. Rouskas et R. Dutta.

Ils s'inspirent du transport aérien pour établir leur méthodologie. Dans leur approche, ils prennent un grand réseau qu'ils partitionnent en clusters, chacun étant un sous-ensemble contigu de nœuds. Chaque cluster est vu comme une étoile virtuelle et un nœud est choisit à l'intérieur pour être un hub.

Le hub est l'unique nœud responsable du groupage intra- et inter-cluster. Par conséquent, les hubs doivent disposer de ressources importantes (nombre de ports électroniques, capacité de groupage) que les autres nœuds.

Leur méthodologie comprend trois phases :

1. **Regroupement des nœuds** : Durant cette phase, le réseau est partitionné en m clusters et un nœud dans chaque cluster est désigné comme hub. Cette étape est cruciale car elle influence la qualité de la solution de groupage.
2. **Topologie logique hiérarchique et routage du trafic** : L'issue de cette phase est un ensemble de chemins optiques R pour transporter les requêtes. Elle se subdivise en 3 parties :
 - (a) Configuration des routes optiques directes pour des requêtes nécessitant un grand trafic ;
 - (b) Groupage intra-cluster ; (c) Groupage inter-cluster
3. **Routage et Assignment de longueurs d'onde (RWA)** : Le but ici est de router tous les chemins optiques de R sur la topologie physique, et les colorer en utilisant le minimum de longueurs d'onde.

Forces

— Réduit considérablement le coût du groupage.

Faiblesses

— Le regroupement ne tient pas compte des distances ;
— Pas de calcul de la probabilité de blocage.

1.6.2 Traffic grooming in WDM optical network with grooming resources at Max Connectivity nodes

Résumé P. Paul et al. de Birla Institute of Technology [8] en Inde propose en 2012 une méthode basée sur les algorithmes génétiques pour résoudre le problème GRWA dans une topologie maillée.

Leur méthode consiste à placer les équipements de groupage et de conversion de longueur d'ondes sur les nœuds ayant le plus de connectivité. En d'autres termes, tous les nœuds n'ont pas ces capacités là. L'algorithme proposé optimise le coût du groupage et considère le problème GRWA comme un seul problème.

Forces

— Optimisation du coût de l'infrastructure et de la probabilité de blocage.

1.6.3 Faiblesses

La principale faiblesse de leur travail est qu'il ne produit pas de bons résultats avec un grand réseau. Leurs simulations ont été faites sur 20 nœuds.

1.7 Le problème GRWA traité

Dans cette section, nous définissons le problème GRWA que nous allons résoudre. L'objectif est de réduire la probabilité de blocage. Le réseau est composé de fibres optiques et de 582 nœuds d'interconnexions équipés d'OXC. Les requêtes correspondent à des réservations de bande passante entre deux nœuds du réseau.

Contribution La méthode proposée dans [8] est très efficace pour un petit réseau. Nous nous inspirons d'elle pour proposer un algorithme adapté pour les grands réseaux. Pour cela, on ajoute la segmentation qui manque au travail de [2] pour donner une certaine autonomie aux groupes de nœuds qui sont créés.

Formulation du problème Nous modélisons le réseau par un graphe orienté $G = (N, E)$ où N représente le nombre de sommets (nœuds) et E l'ensemble des arcs du réseau, c'est à dire les fibres optiques reliant ces nœuds. Un arc e du réseau est valué par $c(e)$: c'est la capacité maximale du lien optique.

Le trafic est statique comme dans [8]. Ainsi, l'ensemble des requêtes R est connu à l'avance.

1.8 Contrainte

Nous considérons la principale contrainte des réseaux optiques WDM, qui est la continuité de longueur dans un chemin optique. Autrement dit, la même longueur d'onde doit être utilisée de la source à la destination.

1.8.1 Hypothèses

Les hypothèses et caractéristiques prises dans ce mémoire pour résoudre le problème GRWA sont :

— Fonction objectif : minimiser la probabilité de blocage.
— Tous les nœuds font la conversion de longueurs d'onde et le groupage. On parle de "all grooming". La contrainte que doit être respectée est la suivante :

$$\sum_{r,w} y_{i,j}^c \leq C_{max} \quad (1)$$

— w : longueur d'onde utilisée ;

— r : requête ($r \in R$) ;

r, w

— $c = [1, 3, 12, \dots, C_{max}]$ avec C_{max} la capacité maximale de la longueur d'onde ; $c_{i,j} = y$

: requête entre i et j avec pour capacité c .

— Les capacités des requêtes peuvent prendre les différentes valeurs suivantes : OC-1, OC-3, OC-12 et OC-48.

II. Démarche de résolution du problème

2.1 Segmentation

Connaissant les positions géographiques de nos équipements, nous allons les regrouper grâce à l'algorithme des k -moyennes. Ce dernier se base sur les distances des uns et des autres pour les rassembler.

La figure 1 nous présente les nœuds avant segmentation sur lesquels nous testons notre méthodologie. Ensuite, nous faisons un exemple de segmentation en 6 clusters à la figure 2, différenciés par leur différente couleur. Les 4 sur l'image indiquent les positions des centroïdes, qui sont les centres de ces clusters.

Le centroïde ne désigne pas un nœud en particulier, mais une position dans le plan. C'est à ce niveau que nous plaçons le nœud ayant le plus de connectivité que nous appelons proxy WDM qui est décrit à la page 12.

C'est directement après la fin de l'exécution de l'algorithme k -means que la table de hash est créée. Sa conception est décrite à la sous section 2.2.2 dans la mesure où il en faut une qui est bien adaptée à notre contexte. La figure 3 présente cette opération.

2.2 Le GRWA avec un algorithme génétique

Rappelons que le RWA se déroule en 2 étapes :

- le routage, qui consiste à déterminer le meilleur chemin physique entre la source et la destination,
- l'affectation de longueurs d'onde pour choisir un canal de communication sur le chemin physique.

Ainsi, le but du RWA est de déterminer un chemin optique entre une source et une destination (ou d'une requête émise) qui satisfait nos exigences (minimiser la probabilité de blocage). L'outil qui nous permettra de le réaliser est l'algorithme génétique. Pour mieux illustrer le principe, présentons notre algorithme génétique comme une boîte noire. D'après la figure 4, l'algorithme génétique nous donne les meilleurs chemins optiques à partir des requêtes qui satisfont la contrainte. Quant à la figure 5, elle décrit le fonctionnement de notre algorithme génétique.

2.2.1 Le routage

Nous utilisons l'algorithme de Dijkstra pour déterminer les plus courts chemins correspondant à une requête. Ces chemins constituent la population initiale de notre algorithme génétique.

L'algorithme de Dijkstra construit l'arbre du plus court chemin à partir du nœud courant. On va placer ce nœud à la racine de l'arbre. L'idée est ensuite d'explorer le graphe et qu'à chaque itération on considère un nouveau sommet. A chaque itération, on regardera ce que ce nœud peut nous apprendre sur le graphe, quel nœud il nous permet d'atteindre et à quel coût. On ne gardera dans l'arbre que les chemins de plus petit coût.

L'algorithme va commencer la création de l'arbre en insérant d'abord le nœud courant. En effet, ce que nous cherchons c'est tous les chemins à partir de ce sommet vers tous les autres sommets du graphe.

Pour rechercher une route, il faudra parcourir la matrice de connexion du réseau. Notre réseau étant découpé en clusters et chaque cluster ayant sa matrice de connexion, nous pouvons améliorer le routage. En effet, si la source et la destination sont dans le même cluster, l'algorithme ne s'intéresse qu'à leur cluster, comme le montre l'organigramme à la figure 6. Cependant, comment faire pour savoir si 2 nœuds appartiennent au même cluster (ou encore un test d'appartenance) ?

C'est là qu'entre en jeu les tables de hash. Puisque nous proposons un algorithme pour des architectures ayant plusieurs nœuds, la recherche séquentielle n'est pas adaptée. Raison pour laquelle il faut une structure de données compacte en mémoire et très rapide.

2.2.2 Conception de notre table de hash

Nous allons utiliser uniquement une seule table de hash pour notre test d'appartenance. Les clés sont constituées des nœuds et les valeurs représentent le numéro de cluster correspondant.

Par exemple, si le nœud "1" appartient au cluster $n^{\circ}5$ et que \mathbf{T} est notre table de hash, nous aurons $\mathbf{T}[1]=5$.

Ainsi, vérifier que 2 nœuds appartiennent au même cluster revient à vérifier qu'ils renvoient la même valeur (n° de cluster) dans ma table de hash. Par exemple 3 et 4 sont-ils dans le même cluster est

équivalent à $T[3'] = T[4']$.

La figure 7 montre comment pourrait être représentée "logiquement" notre table de hash.

2.2.3 L'affectation de longueurs d'onde

Nous utilisons l'algorithme First Fit pour l'affectation de longueurs d'onde. Il ne nécessite pas une connaissance générale du réseau.

Dans cet algorithme, on donne un poids à chaque longueur d'onde. En recherchant des longueurs d'onde disponibles, la longueur d'onde possédant le poids le plus faible, est affectée avant les autres longueurs d'onde. La première longueur d'onde disponible est alors choisie. Cet arrangement n'exige aucune information globale sur l'état du réseau. Comparé à l'attribution aléatoire de longueur d'onde, le coût de calcul de cet algorithme est inférieur parce qu'il n'y a aucun besoin de rechercher l'espace entier de longueur d'onde à chaque itinéraire.

L'idée de cet arrangement est d'utiliser toutes les longueurs d'onde ayant un poids faible de l'espace de longueur d'onde, de sorte que les plus longues voies d'accès aient les longueurs de poids le plus élevée de l'espace de longueur d'onde avec une probabilité plus élevée. Cet arrangement est bien favori en termes de probabilité de blocage et est préféré dans la pratique en raison de son temps de calcul faible [16].

2.2.4 Fonction d'évaluation

Après avoir affecté une longueur d'onde à chaque chemin, nous allons les évaluer. Puisque notre but est de minimiser la probabilité de blocage. Donc ce sera le premier critère d'évaluation. On ajoute aussi le nombre de sauts et le nombre de proxys WDM présents dans le chemin. Par conséquent, si deux chemins ont la même probabilité de blocage, on choisira celui qui aura le moins de nœuds intermédiaires et éventuellement celui qui a moins de proxys WDM.

Soit F , la fonction d'évaluation. Alors, on a :

$$F = P_b + \alpha N_p + \beta N_s \quad (2)$$

où :

— P_b est la probabilité de blocage définit comme suit :

$$P_b(L, C) = \frac{\frac{L^C}{C!}}{\sum_{k=0}^C \frac{L^k}{k!}} \quad (3)$$

— L : Trafic en Erlang

— C : Nombre de canaux

$P_C = \frac{L^k}{k!}$

$k=0$ $k!$

— N_s : Nombre de sauts (ou équipements intermédiaires)

— N_p : Nombre de proxys WDM traversés

— $\alpha = 1$; c'est un coefficient qui exprime le coût du nombre de proxys.

— $\beta = 0.02$; coût du nombre de saut dans la fonction d'évaluation.

2.3 Les opérations génétiques

Nous présentons comment nous utilisons les opérateurs génétiques pour faire évoluer la population.

2.3.1 Initialisation

La population initiale est constituée de n chemins obtenus à partir de l'algorithme de Dijkstra, qui nous donne le plus court chemin entre une source et une destination, en fonction du coût d'un lien.

2.3.2 Sélection

Après avoir créé la population, nous utilisons une roue de roulette (appelée aussi roue de la fortune) comme outil de sélection. Pour chaque individu, la probabilité d'être sélectionnée est proportionnelle à son adaptation au problème. Afin de sélectionner un individu, on utilise le principe de la roue de la fortune biaisée. Cette roue est une roue de la fortune classique sur laquelle chaque individu est représenté par une portion proportionnelle à son adaptation. On effectue ensuite un tirage au sort homogène sur cette roue.

Soit x_1, x_2, x_3 et x_4 les individus de la première génération. Puisqu'il faut minimiser la fonction objective, on calcule leur adaptabilité $1/F(x_1), 1/F(x_2), 1/F(x_3)$ et $1/F(x_4)$; F étant la fonction d'évaluation définie à l'équation 3.2;

On calcule pour chaque solution la probabilité qu'elle soit sélectionnée. Appelons P_1, P_2, P_3 et P_4 les probabilités respectives de x_1, x_2, x_3 et x_4 .

$$P_i = \frac{\frac{1}{F(x_i)}}{\sum_{j=1}^m \frac{1}{F(x_j)}} \quad (4)$$

m est le nombre d'individus dans la population initiale. Ici $m = 4$.

A partir des probabilités obtenues, on effectue une sélection naturelle qui est en quelque sorte une loterie génétique. On a une roue divisée en 4 secteurs. La taille des secteurs dépend de la probabilité de l'individu. Supposons que $P_1 = 0,015, P_2 = 0,234, P_3 = 0,428$ et $P_4 = 0,323$. On obtient la roue de la figure 8.

On tourne la roue pour effectuer un tirage. Tourner la roue revient à échantillonner cette distribution de probabilité. Pour mieux comprendre, nous présentons à la figure 9 un intervalle qui va de 0 à 1 (car $P_1 + P_2 + P_3 + P_4 = 1$).

Faire un tirage aléatoire consiste à générer un nombre aléatoire Ω tel que $\Omega \in [0; 1]$. Si par exemple $\Omega \in [P_1, P_1 + P_2]$, alors P_2 sera choisit pour ce tirage. C'est la raison pour laquelle la qualité des résultats d'une méthode stochastique dépend de la qualité du générateur de nombres aléatoires.

2.3.3 Croisement

Le croisement est appliqué si les parents (chemins) sélectionnés ont au moins un nœud intermédiaire en commun en dehors de la source et de la destination. On crée ainsi 2 enfants (nouveaux chemins) en séparant les parents au point de croisement (ou cross point) qui est l'un des nœuds qu'ils ont en commun.

Soient P_0 et P_1 , 2 chemins possible entre 1 et 14, ayant en commun le nœud 5. La figure 10 nous montre comment s'effectue le croisement qui crée 2 nouvelles routes C_0 et C_1 (qui sont ajoutées à la population).

2.3.4 Mutation

C'est un changement permanent dans la séquence d'une route. Elle est appliquée aux chemins ayant une adaptabilité ($1/F(x)$) inférieure à la valeur seuil, qui est la moyenne de l'adaptabilité de toutes les routes de la population. Un nœud est choisit au hasard et il doit être au moins de degré 3, pour qu'un chemin différent soit trouvé.

Dans la figure 11, nous prenons l'un des chemins possibles entre 1 et 9. Le point de mutation est choisit à 12.

Après la mutation, on calcule à nouveau l'adaptabilité de la nouvelle route. Si elle supérieure à la valeur seuil, elle est ajoutée à la population.

2.3.5 Critère d'arrêt

Notre algorithme génétique s'arrête lorsque toutes les solutions ont la même fitness.

2.4 Les fonctionnalités du proxy WDM

Si nous modélisons un cluster par un graphe, le proxy WDM est le sommet qui a le plus grand degré. Son but premier est d'introduire un niveau de hiérarchie dans le réseau, dans l'optique d'isoler les trafics inter-cluster pour améliorer la probabilité de blocage. Contrairement au proxy web, le notre n'initie pas de requêtes. Il agrège le trafic destiné à un autre cluster en l'envoyant à un autre proxy WDM.

Notre équipement ne se contente pas seulement d'introduire un niveau de hiérarchie (comme le fait les hubs dans [2]), mais d'isoler les nœuds d'un cluster. En effet, nous nous inspirons d'Internet qui est formé des systèmes autonomes connectés par des routeurs de bordure (routeurs BGP) car il est impossible de le gérer de façon centralisée.

Par analogie avec les réseaux de données, un système autonome est un cluster et un routeur de bordure est un proxy WDM. Ces derniers sont connectés par une architecture physique en anneau, comme le présente la figure 12.

Nous achevons ce chapitre en présentant à la figure 13 un organigramme qui résume tout ce qui est dit.

III. Résultats et commentaires

Dans ce chapitre, nous présentons les résultats par notre algorithme basé sur la segmentation (k-means) et le test d'appartenance (table de hash). Nous les comparons avec un réseau ayant le même nombre de nœuds, avec une topologie maillée.

Nous utilisons pour le réseau maillé l'algorithme génétique uniquement avec une fonction d'évaluation qui ne s'intéresse qu'à la probabilité de blocage et au nombre de sauts.

Les simulations ont été réalisées dans Matlab R2014a sorti le 6 Mars de la même année. Contrairement aux versions précédentes, il intègre la classe Containers.Map.

Cette classe s'apparente aux dictionnaires, plus connus dans le langage de programmation Python. C'est elle que nous exploitons pour avoir notre table de hash.

Le nombre de longueurs d'onde utilisé par défaut est de 8 et celui des requêtes est de 10. Ceci à cause du temps d'exécution de l'algorithme et de la faible capacité la mémoire physique (et la fréquence du processeur) de notre ordinateur par rapport à la taille de notre réseau (582 nœuds).

3.1 Probabilité de blocage et Nombre de clusters

Les résultats de ce graphe (Figure 14) sont influencés par le caractère aléatoire des requêtes. En effet, à chaque itération (variation du nombre de clusters (proxys WDM)) de l'algorithme, 10 requêtes sont générées aléatoirement et testées dans le réseau en fonction.

On remarque une légère variation de la probabilité de blocage dans ce cas de figure. On ne pourrait donc pas affirmer que la probabilité de blocage décroît avec le nombre de clusters. Par ailleurs, on peut dire que ce graphe nous donne le nombre de clusters qui a la probabilité de blocage la plus basse. Elle nous aide ainsi à trouver le nombre optimal de clusters en fonction du nombre de requêtes émises, du nombre de longueurs d'onde disponibles et de leur capacité. Dans ce cas, il s'agit de 30.

Rappelons que notre but n'est pas de montrer une nette amélioration de probabilité de blocage en fonction du nombre de proxys WDM, mais de montrer que la segmentation améliore de façon effective la probabilité de blocage par rapport à un réseau simplement maillé.

3.2 Comparaison des résultats avec le réseau maillé

Dans tous les résultats qui sont présentés par la suite, le nombre de clusters par défaut utilisé est de 30.

3.2.1 Probabilité de blocage et nombre de longueurs d'onde

D'après la figure 15 on constate que quelque soit le nombre de canaux disponibles, notre méthodologie (K-means) améliore efficacement la probabilité de blocage. En outre, la décroissance de la courbe est satisfaisante.

3.2.2 Probabilité de blocage et nombre de requêtes

La figure 16 montre bien que la probabilité de blocage varie proportionnellement avec le trafic. Quelque soit le trafic généré, la probabilité de blocage qui résulte de notre méthodologie est meilleure.

3.2.3 Probabilité de blocage et capacité d'une longueur d'onde

Nous utilisons OC-192 et OC-768 qui ont respectivement un débit de 10 Gbits/s et 40 Gbits/s comme capacité maximale. Les requêtes peuvent prendre les valeurs comprises dans $[1, 3, 12, \dots, C_{\max}]$ avec $C_{\max} = 10$ Gbits/s dans un premier temps et $C_{\max} = 40$ Gbits/s.

Avec la segmentation, pour $C_{\max} = 10$ Gbits/s, la probabilité de blocage est égale à 0,021 et avec 40 Gbits/s elle est de 0,002. Par conséquent, la capacité influence peu la probabilité de blocage (17).

Dans le réseau maillé par contre, l'influence est significative. La probabilité de blocage croît avec la capacité.

IV. Conclusion

En somme, il était question pour nous de modéliser le réseau WDM en définissant une architecture physique basée sur la segmentation et un algorithme génétique couplé à une table de hash dans le but d'améliorer la probabilité de blocage par rapport à une topologie simplement maillée.

Il en ressort que notre méthodologie améliore efficacement la probabilité de blocage en s'intéressant particulièrement aux paramètres importants à savoir le nombre de canaux disponibles, le trafic et la capacité des liens ; néanmoins avec un temps d'exécution plus élevé dû aux échanges entre les proxys WDM.

Cependant, notre méthodologie ne serait guère être comparée à celles récemment proposées dans la littérature [31, 26], qui sont directement exploitable (sur le plan industriel). Pour améliorer le temps d'exécution, un algorithme génétique parallèle pourrait être utilisé. En effet, chaque cluster exécutera indépendamment des autres un algorithme génétique. En outre, pourquoi ne pas le rendre multi-critère : optimiser par exemple le coût du réseau et la probabilité de blocage. Une autre perspective serait d'implémenter notre algorithme dans la plateforme EASEA¹, créé en 1999 à l'Université de Strasbourg dans le but de permettre au plus grand nombre d'utiliser les algorithmes génétiques, sachant que beaucoup de scientifiques ont des problèmes à résoudre pourtant ne sont pas tous de bons programmeurs.

Références

- [1]. G.N. Rouskas et R. Dutta B. Chen. A framework for hierarchical traffic grooming in wdm networks of general topology. 2nd International Conference on Broadband Networks, pages 155–164, 2006.
- [2]. R. DUTTA B. CHEN, N. ROUSKAS. Clustering methods for hierarchical traffic grooming in large scale mesh wdm networks. Optical Communications and Networking, pages 502–514, 2010.
- [3]. A. Houle et Y. Solari B. Jaumard. Dimensioning wdm optical network with minimum mspp configuration. IASTED International Conference OCSN (Optical Communications Systems and Networks), page 826–833, 2004.
- [4]. Y. Solari et A. Houle B. Jaumard. Dimensioning wdm optical networks with minimum mspp configuration. Optical Communications Systems and Networks, Juillet 2004.
- [5]. M. Laguna et J. A. Moreno-Pérez B. Melián-Batista. Minimizing the cost of placing and sizing wavelength division multiplexing and optical crossconnect equipment in a telecommunications network. Networks, pages 199–209, 2005.
- [6]. C. Meyer B. Thiongane B. Jaumard. On column generation formulations for the rwa problem. Discrete Applied Mathematics, pages 1291–1308, 2009.
- [7]. X. Cao et J. Li C. Xin, B. Wang. Logical topology design for dynamic traffic grooming in wdm optical networks. journal of lightwave technology. page 2267–2275, 2006.
- [8]. P. Paul et Al. Traffic grooming in wdm optical network with grooming resources at max connectivity nodes. Optical Fiber Technology, 2012.
- [9]. C. Xin et B. Wang. Logical topology design for dynamic traffic grooming in mesh wdm optical networks. IEEE ICC, pages 1792–1796, 2005.
- [10]. D. Coudert et H. Rivano. Lightpath assignment for multifibers wdm networks with wavelength translators. In Proc. of IEEE Globecom, page 2686–2690, 2002.
- [11]. L.A. Cox et J. Sanchez. Cost saving from optimized packing and grooming of optical circuits : Mesh versus ring comparisons. Optical Networks Magazines, pages 72–90, 2001.
- [12]. J. Fang et K. Somani. Ip traffic grooming over wdm optical networks. Conference on Optical Network Design and Modeling, pages 393–402, 2005.
- [13]. R. Ramaswami et K.N. Sivarajan. Optical network, a practical perspective, second edition. Elsevier, 2002.
- [14]. Brigitte JAUMARD et G. LAPORTE F. VANDERBECK. Reformulation et décomposition pour un problème d'allocation de ressources dans un réseau optique. PhD thesis, Université de Bordeaux 1 et Université de Montréal, 29 Janvier 2010.
- [15]. J. Q. Hu. Traffic grooming in wdm ring networks : A linear programming solution. Journal of Optical Networking, pages 397–408, Novembre 2002.
- [16]. ET Biswanath Mukherjee Hui Zangt, Jason P. Juet. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. Août 2009.
- [17]. B. Leida J. Q. Hu. Traffic grooming, routing and wavelength assignment in optical wdm mesh networks. Proceedings of IEEE INFOCOM, 2004.
- [18]. Vemuru V.R et B. Mukherjee J. Wang, W. Cho. Improved approaches for cost effective traffic grooming in wdm ring networks : Ilp formulations and single-hop and multihop connections. Journal of Lightwave Technology, pages 1645–1653, Novembre 2001.
- [19]. A. Salehet J. Simmons. Technology and architecture to enable the explosive growth of the internet. IEEE Communications Magazine, pages 126–132, 2011.
- [20]. H. Zang et B. Mukherjee K. Zhu. Design of wdm mesh networks with sparse grooming capability. IEEE Globecom 2002, pages 2696–2700, Novembre 2002.
- [21]. H. Zhu et B. Mukherjee K. Zhu. Traffic grooming in optical wdm mesh networks (optical networks). Springer-Verlag New York, Inc., Secaucus, NJ, USA, 2005.
- [22]. L.C. Calmon et M.R.N. Ribeiro L.C. Resendo. Simple ilp approaches to grooming, routing and wavelength assignment in wdm mesh networks. SBMO/IEEE MTT-S International Conference on Microwave and Optoelectronics, page 616–619, 2005.
- [23]. K.M. Sivalingam et S. Subramaniam M. Sivakumar. On factors affecting the performance of dynamically groomed optical wdm mesh networks. Workshop on High Performance Switching and Routing HPSR, page 411–415, 2005.
- [24]. B. Mukherjee. Optical Communication Networks. McGraw-Hill, 1997.
- [25]. A. Reyes O. Awwad, A. L. Al-Fuqaha. Traffic grooming, routing and wavelength assignment in wdm transport networks with sparse grooming resources, *Comput. Commun.*, 2007.
- [26]. S. K. Ghorai P. Paul, B. S. Rawat. Traffic grooming in wdm network with grooming resources at max connectivity nodes. Optical Fiber Technology, pages 490–497, 2012.
- [27]. J. Stach et E.K. Park P. Prathombutr. An algorithm for traffic grooming in wdm mesh networks with multiple objectives. Telecommunication Systems, pages 369–386, 2005.
- [28]. G. N. Rouskas S. Huang, R. Dutta. Traffic grooming in path, star and tree networks : complexity, bounds and algorithms. IEEE J. Select. Areas Commun., 2006.
- [29]. M. Li et B. Ramamurthy W. Yao. Rerouting scheme for dynamic traffic grooming in optical wdm mesh networks. IEEE Communications Society, GLOBECOM, page 1773–1797, 2004.
- [30]. M. Li et B. Ramamurthy W. Yao. Performance analysis of sparse traffic grooming in wdm mesh networks. IEEE International Conference on Communications ICC, page 1766–1770, 2005.

- [31]. J. Wu. Survivable integrated grooming in multi-granularity optical networks. *Optical Fiber Technology*, pages 146–156, 2012.
- [32]. Z. Jie Y. Peng. Improved wavelength decomposition approach for computing blocking probabilities in WSONs. *The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications*, pages 119–123, 2012.

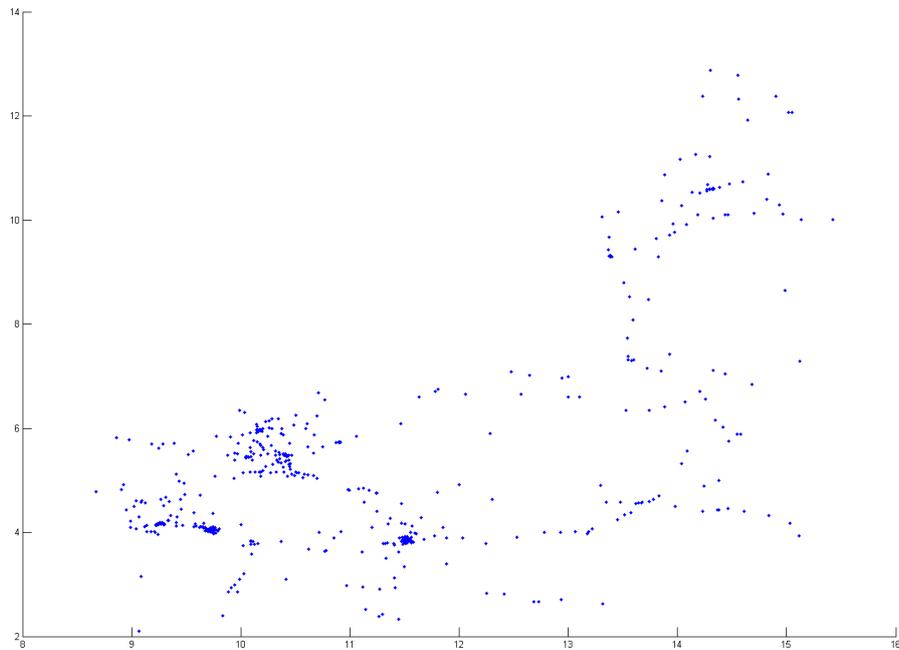


Figure 1 – Nœuds non segmentés

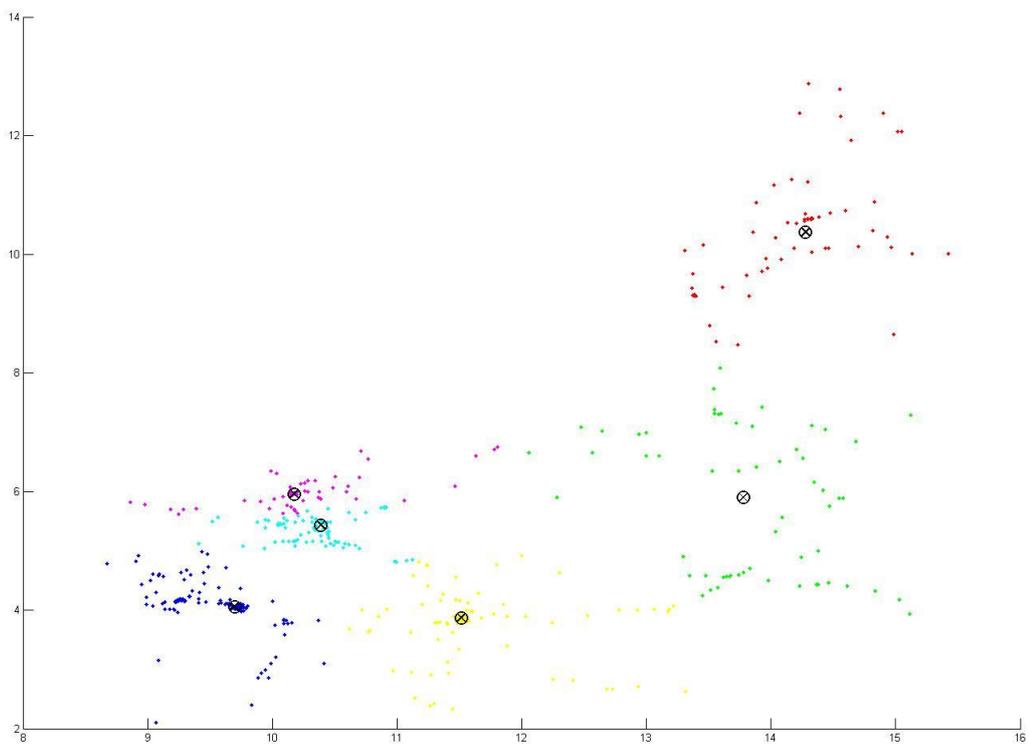


Figure 2 – Nœuds segmentés

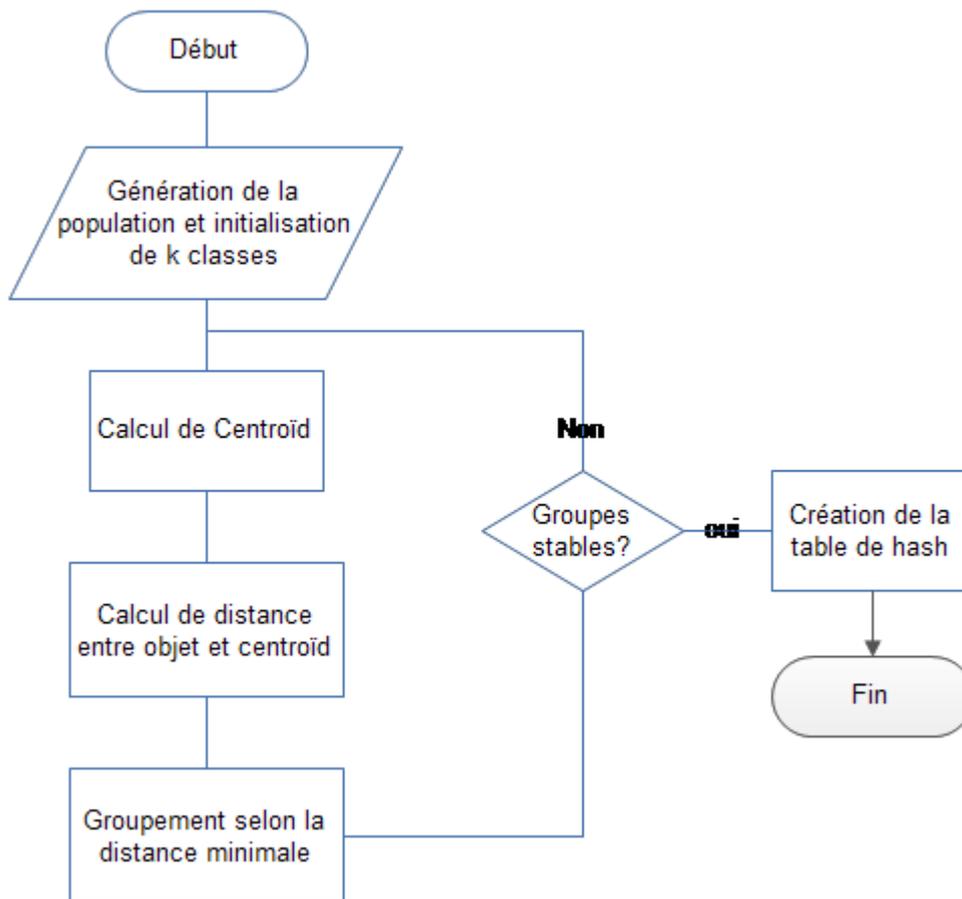


Figure 3 – Algorithme des k-moyennes avec création de la table de hash

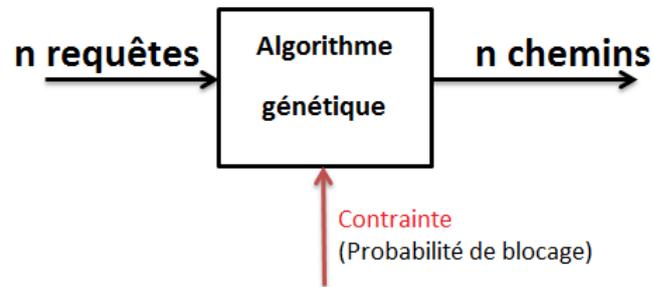


Figure 4 – L'algorithme génétique comme une boîte noire

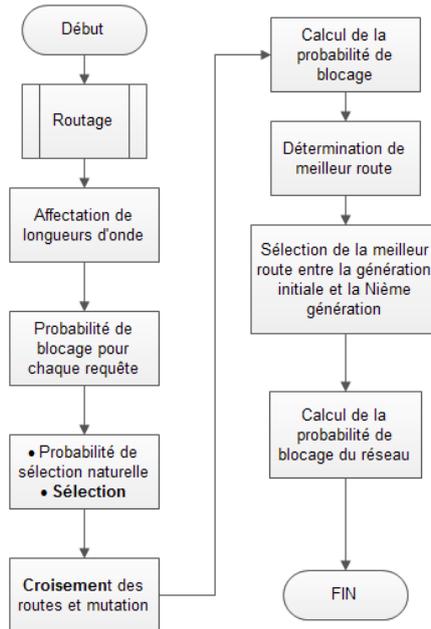


Figure 5 – Fonctionnement de notre algorithme génétique

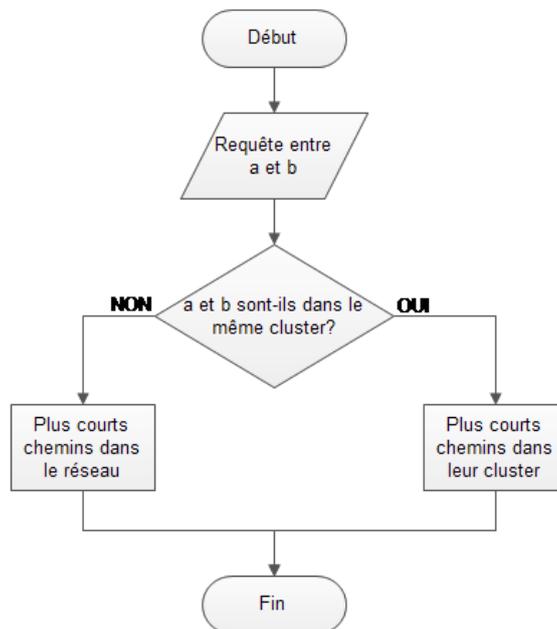


Figure 6 – Fonctionnement du routage

N°	(Clé, valeur) = (nœud, cluster)
1	(33,7)
2	(1,5)
...	...
...	...
582	(412,3)

Figure 7 – Notre table de hash

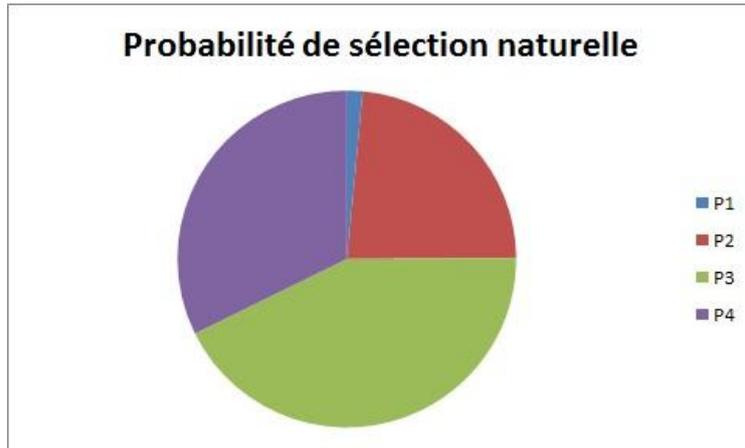


Figure 8 – Roue de sélection naturelle

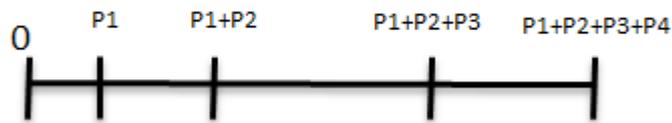


Figure 9 – Échantillonnage de la distribution des probabilités

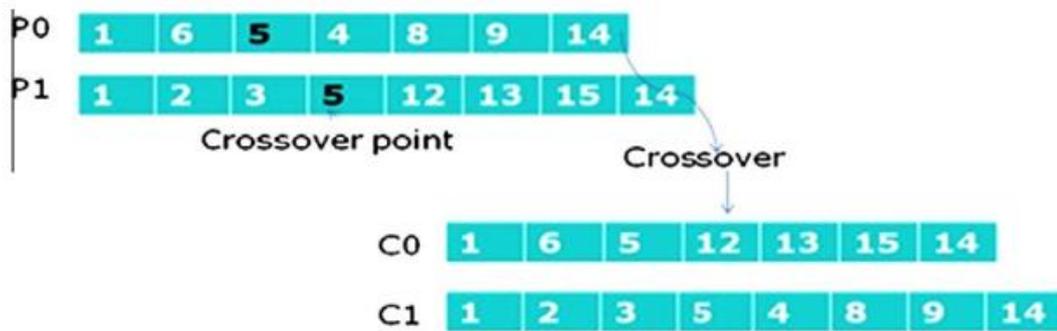


Figure 10 – Croisement entre deux routes

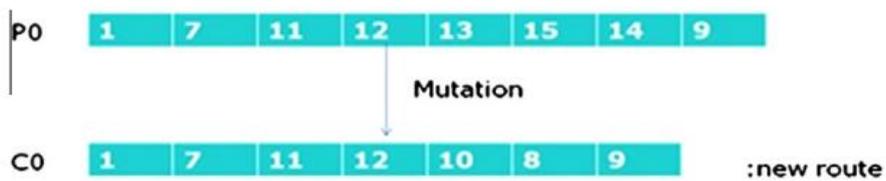


Figure 11 – Formation d'une nouvelle route après mutation

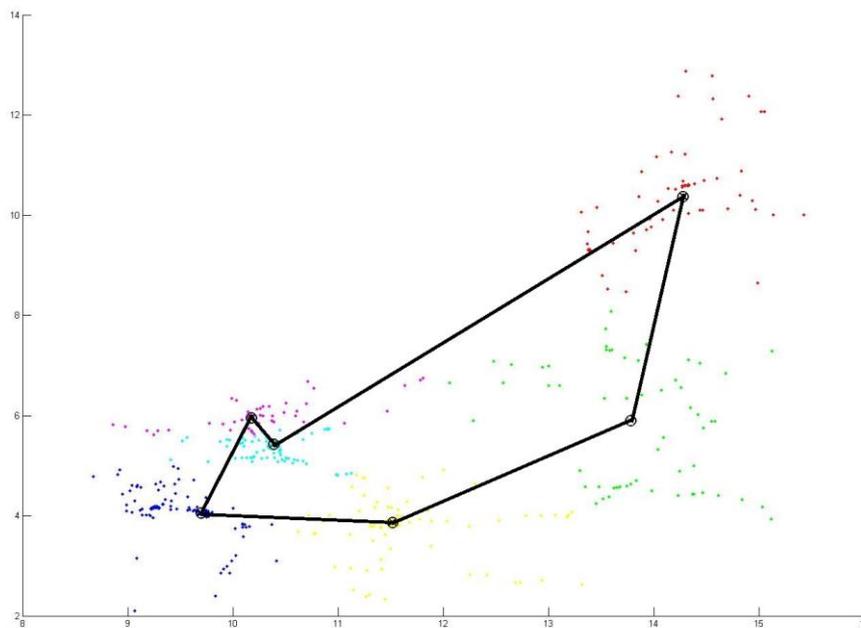


Figure 12 – Liaison physique entre les proxys WDM

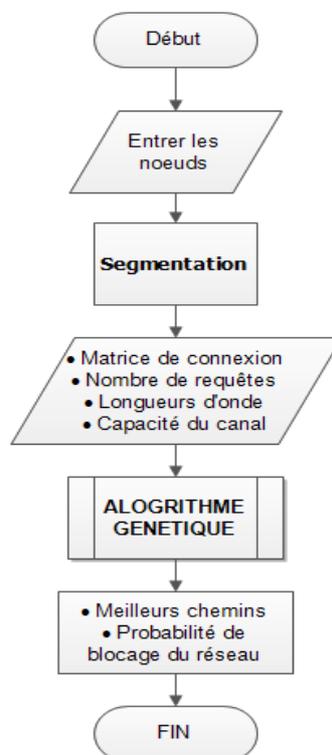


Figure 13 – Organigramme simplifié de notre méthodologie

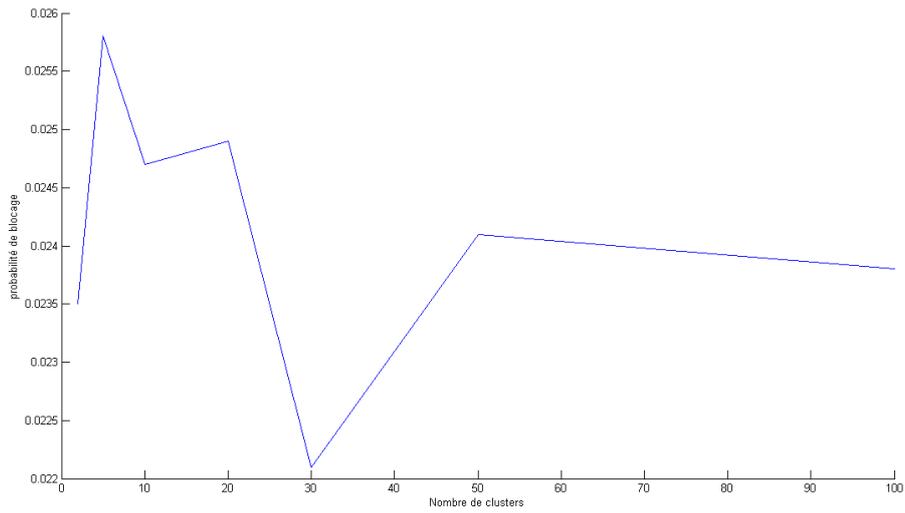


Figure 14 – Variation de la probabilité de blocage en fonction du nombre de clusters

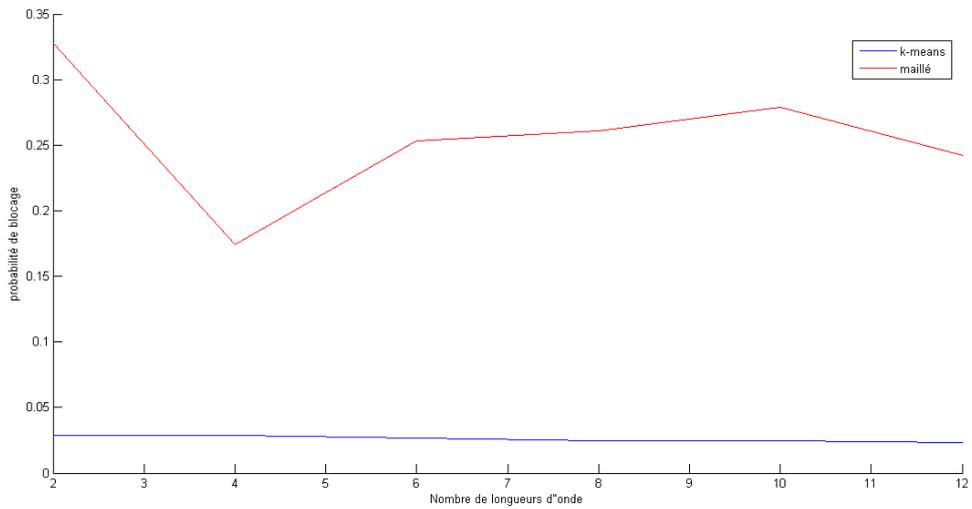


Figure 15 – Variation de la probabilité de blocage en fonction du nombre de longueurs d'onde

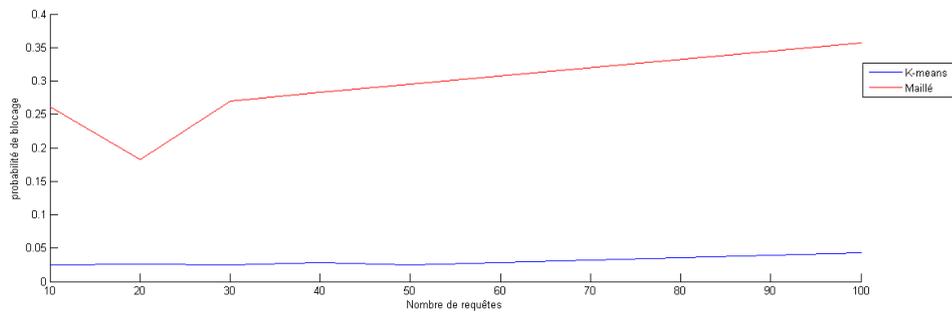


Figure 16 – Variation de la probabilité de blocage en fonction du nombre de requêtes

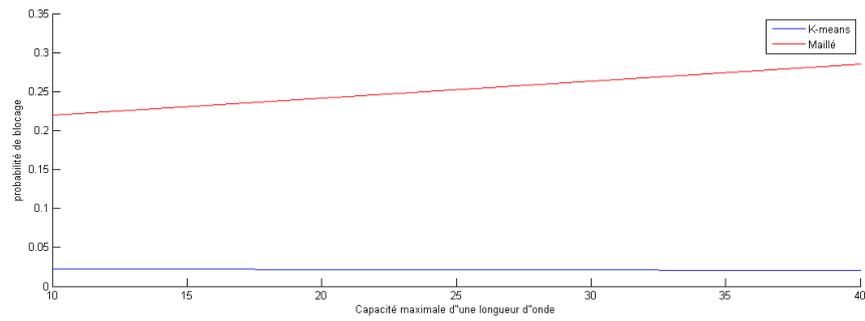


Figure 17 – Variation de la probabilité de blocage en fonction de la capacité d'une longueur d'onde