



**HAL**  
open science

# Une heuristique pour calculer l'ensemble des p-cycles protégeant les communications dans les réseaux optiques WDM

Hamza Drid, Bernard Cousin, Miklós Molnár

## ► To cite this version:

Hamza Drid, Bernard Cousin, Miklós Molnár. Une heuristique pour calculer l'ensemble des p-cycles protégeant les communications dans les réseaux optiques WDM. JDIR 2008 - 9e Journées Doctorales en Informatique et Réseaux, Jan 2008, Lille, France. pp.17-26. <hal-05586005>

**HAL Id: hal-05586005**

**<https://hal.science/hal-05586005v1>**

Submitted on 9 Apr 2026

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

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



Distributed under a Creative Commons CC BY-SA 4.0 - Attribution - ShareAlike - International License

# Une heuristique pour calculer l'ensemble des p-cycles protégeant les communications dans les réseaux optiques WDM

Hamza Drid<sup>1</sup>, Bernard Cousin<sup>1</sup> et Miklos Molnar<sup>2</sup>  
IRISA

<sup>1</sup> Université de Rennes I – Campus de Beaulieu 35042 Rennes Cedex, France

<sup>2</sup> INSAde Rennes 35043 Rennes Cedex, France

{hdrid, bcousin, molnar}@irisa.fr

**Résumé.** Les réseaux optiques à multiplexage en longueur d'onde (réseaux WDM) permettent de transporter des quantités d'informations immenses. L'utilisation d'une telle technologie pose cependant le problème de leur protection contre les pannes. Parmi les mécanismes de protections existants on trouve les p-cycles (protection par cycles préconfigurés). Le problème majeur de ce mécanisme réside dans le calcul de l'ensemble optimal des p-cycles qui vont protéger le réseau. Les solutions existantes génèrent des p-cycles candidats entièrement indépendamment de l'état du réseau, puis un sous-ensemble efficace de p-cycles protégeant le réseau est sélectionné. La solution que nous proposons dans cet article génère des p-cycles en tenant compte de l'état du réseau. Cela nous permet d'avoir une certaine précision dans le choix des p-cycles. L'ensemble des p-cycles que nous générons est lui-même l'ensemble final qui protège le réseau autrement dit notre algorithme ne passe pas par une autre étape de sélection de p-cycles.

**Mots clés :** Protection des communications, réseaux optiques, WDM, p-cycle, protection par cycles pré-configurés.

## 1 Introduction

La tolérance aux fautes dans les réseaux optiques à multiplexage en longueur d'onde (WDM ou Wavelength Division Multiplexing) est une propriété très importante. La technologie WDM permet de transporter des quantités d'informations immenses sur la même fibre. Actuellement une fibre optique de 140 longueurs d'ondes peut transmettre jusqu'à 14 Tbit/s sur une distance de 160 km, chaque longueur d'onde étant capable de transporter les informations à un débit de 111 Gbit/s [11]. Par conséquent, la rupture d'une telle fibre optique peut causer d'énormes pertes de données et des millions de communications peuvent être interrompues. Pour ces raisons des mesures et des mécanismes de protection doivent être mis en œuvre pour minimiser les pertes.

Plusieurs mécanismes de protection ont été proposés, un des principaux mécanismes de protection utilisés dans les réseaux optiques WDM est le p-cycle ou protection par cycle préconfiguré. Le concept de p-cycle a été introduit par Grover et

Stamatelakis [1]. L'idée de base des p-cycles est inspirée de la protection en anneau<sup>1</sup>. A la différence de la protection en anneau, un p-cycle offre une protection à tous les liens dont les nœuds d'extrémités appartiennent à ce p-cycle. Autrement dit un p-cycle protège les liens constituant le p-cycle et aussi les cordes<sup>2</sup> du p-cycle. Cette propriété importante permet de réduire l'ensemble de ressources utilisées pour la protection du réseau. Le problème majeur de ce mécanisme de protection réside dans le calcul de l'ensemble optimal des p-cycles qui vont protéger le réseau. Le calcul des p-cycles peut être formulée sous forme d'un problème d'optimisation combinatoire, disjointe ou conjointe. Dans la première approche, après avoir construit les chemins primaires<sup>3</sup> (par exemple en utilisant l'algorithme de recherche du plus court chemin), l'ensemble de p-cycles optimal est calculé à partir des ressources restantes [1], [2], [3], [4], [5]. Dans l'approche conjointe les chemins primaires et l'ensemble de leur p-cycles sont calculés simultanément en minimisant toutes les ressources du réseau [6], [7], [10].

Plusieurs méthodes de conception des p-cycles ont été proposées dans la littérature. On peut distinguer deux grandes classes de méthodes pour résoudre ce problème d'optimisation : les solutions exactes qui utilisent souvent la programmation linéaire en nombres entiers (ILP) et les heuristiques. La première classe de solutions résout de manière exacte le problème de calcul des p-cycles, c'est-à-dire une solution qui détermine le meilleur ensemble de p-cycles protégeant le réseau. Cette approche est applicable lorsque la taille du réseau est petite, car le nombre de p-cycles possible dans le graphe augmente exponentiellement avec le nombre de nœuds et de liens du réseau. Dans la deuxième classe de solutions on trouve les heuristiques, qui sont à leur tour divisées en deux sous-classes: heuristique basée sur la programmation linéaire et une solution purement heuristique. Dans la première sous-classe [8], [9] un ensemble limité de p-cycles est généré, puis la programmation linéaire intervient pour sélectionner les meilleurs p-cycles protégeant le réseau. Cette heuristique présente l'avantage de diminuer la complexité du problème et de faciliter ainsi le travail de la programmation linéaire. La deuxième sous-classe correspond aux solutions purement heuristiques [3], [5]. Ce type de solution essaie de trouver l'ensemble efficace des p-cycles sans recours à la programmation linéaire. Cette dernière approche trouve une solution approximative plus rapidement et souvent très proche de la solution optimale.

Dans cet article, nous nous concentrons sur les heuristiques, qui génèrent en premier lieu un ensemble de p-cycles candidats, puis le meilleur sous-ensemble de p-cycles qui protège le réseau est sélectionné. Comme nous allons voir dans la prochaine section, la majorité des solutions considèrent que les p-cycles qui ont plus de cordes comme étant les p-cycles les plus efficaces. En conséquence, leur génération de p-cycles est basée seulement sur la topologie du réseau et elle est complètement indépendante de l'état du réseau (ressources disponibles, ressources occupées). L'inconvénient majeur de ces solutions est qu'elles génèrent un nombre

---

<sup>1</sup> L'idée principale de la protection en anneau est que la moitié des ressources est réservée pour les chemins primaires tandis que l'autre moitié est utilisée en tant que secours. Quand une panne survient le trafic est rerouté sur les chemins de secours dans la direction de rotation inverse.

<sup>2</sup> On appelle corde d'un cycle élémentaire une arête qui relie deux sommets non consécutifs de ce cycle.

<sup>3</sup> Un chemin primaire est le chemin sur lequel les données de la communication circulent lorsqu'il n'y a pas de panne. Le chemin dit de secours sera utilisé lors d'une panne survenant sur l'un des équipements du chemin primaire

très élevé de cycles candidats de manière non dirigée. Ainsi le nombre de p-cycles sélectionnés pour protéger le réseau est très élevé. Dans cet article nous proposons une nouvelle heuristique de génération de p-cycles qui tient en compte l'état du réseau et qui génère un nombre de p-cycles restreint et efficace.

La suite de l'article est organisée comme suit. Dans la section 2 nous décrivons les heuristiques les plus importantes proposées pour résoudre le problème de la conception de p-cycles disjointe. Dans la section 3 nous présentons notre solution qui est basée sur le principe de la fusion incrémentale des cycles. Ensuite nous présentons les résultats de la simulation obtenus par la comparaison de notre solution avec un algorithme performant et purement heuristique :CIDA (décrit au chapitre 2 [3]). La conclusion est présentée dans la section 5.

## 2 Etat de l'art

Zhang et .al [8] ont proposé Straddling Link Algorithm (SLA). L'objectif principal de cet algorithme est de générer un ensemble de p-cycles candidats contenant potentiellement une corde. SLA construit des p-cycles de la manière suivante : pour chaque lien X du graphe, SLA cherche les deux plus courts chemins disjoints reliant les deux nœuds d'extrémités de X. Puis ces deux chemins sont concaténés afin d'obtenir un p-cycle dont X est la corde. SLA est rapide mais l'ensemble des p-cycles candidats n'est pas très efficace car ils ne contiennent qu'une seule corde.

Doucette et .al [3] ont proposé Capacitated Iterative Design Algorithm (CIDA). Cette technique est indépendante de la programmation linéaire. Cet algorithme passe par deux étapes. La première étape consiste à générer l'ensemble des p-cycles candidats. La génération des p-cycles est basée sur la transformation des p-cycles fournis par SLA en des p-cycles plus efficaces. Trois algorithmes de transformations ont été proposés. Leur principe consiste à remplacer un lien d'un p-cycle SLA par un chemin reliant les deux nœuds d'extrémités de ce lien. Après cette transformation un nouveau p-cycle est obtenu et qui contient une nouvelle corde. Dans la deuxième étape les p-cycles les plus efficaces sont sélectionnés un par un puis les longueurs d'ondes primaires protégées par chaque p-cycle sont enlevées de l'ensemble des longueurs d'ondes des liens à protéger. Le processus de sélection de p-cycles continu jusqu'à ce que la protection maximale du réseau soit atteinte. L'efficacité réelle (AE) est la métrique utilisée par CIDA pour sélectionner les meilleurs p-cycles.

L'efficacité réelle est définie comme suit:

$$AE(p) = \frac{\sum_{i \in E} w_i \times X_{p,i}}{\sum_{i \in E / X_{p,i}=1} C_i}$$

Où  $w_j$  désigne le nombre de longueurs d'ondes primaires non encore protégées sur le lien  $i$ .  $X_{p,i}$  indique le nombre de chemins de secours que le p-cycle P peut offrir au lien  $i$ .  $C_i$  indique le coût du lien  $i$ .  $E$  est l'ensemble de liens dans le réseau. L'inconvénient de CIDA est qu'il génère un ensemble très grand de p-cycles pour avoir des bons résultats.

Un autre algorithme a été proposé par Liu and Ruan [9], appelé Weighted DFS-based Cycle Search (WDCS). L'objectif principal de cet algorithme est de générer un ensemble réduit de p-cycles candidats qui peut donner des bonnes performances. WDCS génère deux types de p-cycles: des cycles efficaces et des p-cycles simples. Pour générer des p-cycles efficaces WDCS utilise l'algorithme de parcours en profondeur DFS (Depth First Search). L'idée de base est de construire un p-cycle qui part d'un nœud et y revient en suivant un chemin DFS. WDCS affecte des poids aux liens du graphe d'une façon intelligente afin de trouver des p-cycles avec un nombre élevé de cordes. Cet algorithme, sélectionne le nœud voisin possédant le lien qui a le poids le plus élevé. En revanche DFS classique sélectionne le prochain nœud disponible de manière arbitraire.

Dans WDCS la deuxième catégorie des p-cycles sont générés de la manière suivante: pour chaque lien X, deux types de p-cycles peuvent être générés. Dans le premier type de p-cycle, le lien X est une corde (en utilisant l'algorithme SLA), dans le deuxième type de p-cycle, X est un lien appartient à un p-cycle sans corde. Ces cycles sont utilisés quand les p-cycles avec cordes ne sont pas efficaces.

Le nombre de p-cycles candidats générés par WDCS est contrôlé par un paramètre K. L'ensemble de p-cycles candidats générés pas WDCS peut être évalué en utilisant ILP ou les heuristiques. L'inconvénient majeur de cet algorithme est qu'il génère un ensemble restreint de p-cycles qui peut ne pas conduire à des bons résultats car la génération de cet ensemble est basée seulement sur la topologie.

La majorité des solutions que nous avons décrites précédemment considère que les p-cycles qui ont le plus de cordes comme étant les p-cycles les plus efficaces. En conséquence, leur génération de p-cycles est basée seulement sur la topologie du réseau et elle est complètement indépendante de l'état du réseau (ressources disponibles, ressources occupées).

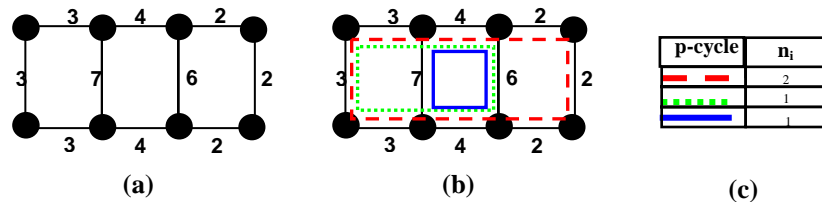


Fig. 1 : Exemple de p-cycles

La Figure 1(a) montre un réseau WDM avec huit commutateurs optiques, sur chacun de ses liens le nombre de longueurs d'ondes primaires<sup>4</sup> est indiqué. La Figure 1(b) montre l'ensemble optimal des p-cycles protégeant tout le réseau. Nous voyons bien que cet ensemble contient des p-cycles de tout type (c'est-à-dire des longs ou des courts, avec 0 (p-cycle bleu), 1 (p-cycle pointillé vert) ou 2 (p-cycle large pointillé rouge) cordes). Cela signifie que ce n'est pas toujours l'ensemble formés de p-cycles ayant un nombre élevé de cordes qui est l'ensemble de p-cycles le plus efficace. La

<sup>4</sup> Une longueur d'onde primaire est une longueur d'onde utilisée par un chemin primaire.



Après avoir trouvé l'ensemble des cycles courts, nous simplifions le graphe en supprimant les parties du graphe contenant des cycles non améliorables, c'est-à-dire les cycles qui ne pourraient pas avoir de cordes. Pour cela nous supprimons les cycles qui ne partagent pas de lien avec le reste des cycles du graphe. Les cycles supprimés vont être dans l'ensemble final des p-cycles qui vont protéger le réseau. La figure 4(b) montre le nouveau graphe obtenu après la suppression des cycles non améliorables.

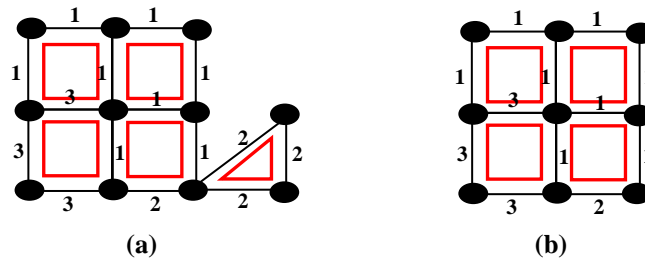


Fig. 4 : Simplification du graphe

### Etape 2 :

Quand l'étape précédente prend fin, nous obtenons un graphe simplifié contenant que des cycles courts. Dans cette étape nous générons l'ensemble des p-cycles à haute efficacité. C'est-à-dire les p-cycles qui protègent beaucoup de communications avec un nombre réduit de ressources. Comme nous avons dit précédemment notre solution est basée sur la fusion incrémentale des cycles courts. Elle consiste à choisir un cycle court et, en respectant certaines règles, nous fusionnons ce dernier avec d'autres cycles afin d'obtenir un cycle efficace.

Au début de l'algorithme nous choisissons le cycle qui possède le lien ayant le nombre de longueurs d'ondes primaires minimal ( $w_j$ ) dans le graphe simplifié parmi l'ensemble des cycles courts. Le cycle choisi est nommé  $Cyc$ . Ensuite on essaye de fusionner  $Cyc$  avec un autre cycle court  $Cyc_i$ . La fusion est possible si et seulement si les trois conditions suivantes sont vérifiées:  $Cyc$  et  $Cyc_i$  partagent un seul lien entre eux; ils ne partagent aucun nœud sauf les nœuds du lien partagé; la valeur de redondance<sup>5</sup> après la fusion doit être inférieure à celle avant la fusion. Après la fusion nous obtiendrons un cycle possédant une corde supplémentaire et qui peut protéger  $n_i$  longueurs d'ondes primaires sur le même lien à la fois. ( $n_i$  prend la valeur minimale  $w_j$  du  $Cyc$ ). Le cycle obtenu devient le nouveau  $Cyc$  que nous allons utiliser dans la prochaine itération de la fusion. Nous continuons le processus de fusion jusqu'à ce que l'une des précédentes conditions ne soit pas vérifiée. Puis nous supprimons du graphe l'ensemble de longueurs d'ondes primaires protégées par le p-cycle obtenu, et nous passons à la construction du p-cycle suivant.

<sup>5</sup> La redondance est définie comme le ratio entre les ressources utilisées pour la protection et les ressources protégées.

La troisième étape prend fin soit quand la protection totale du réseau est atteinte c'est-à-dire lorsque toutes les longueurs d'ondes primaires sont protégées ou lorsqu'il n'y a plus de longueurs d'ondes disponibles.

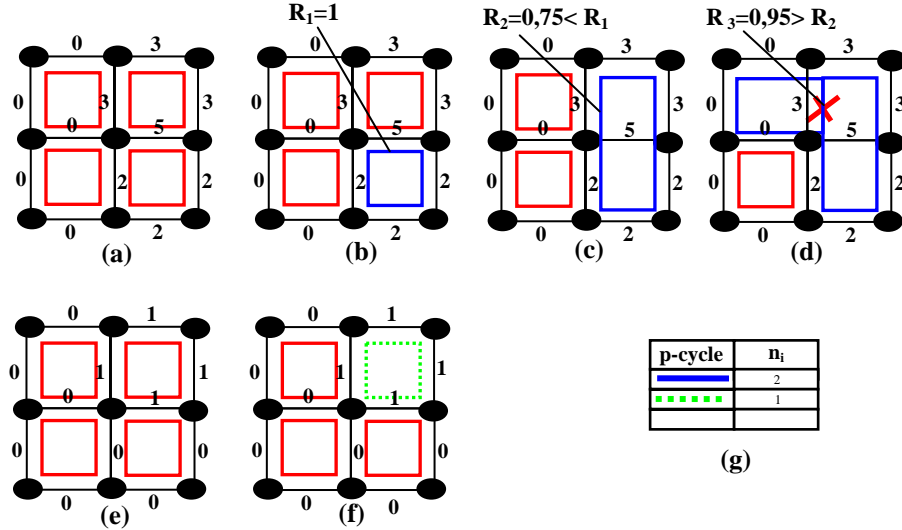


Fig. 5 : Processus de construction de p-cycle à haute efficacité

La figure 5(a) montre l'état d'un réseau optique après la protection de certains liens. En effet on remarque que certains liens ont un nombre de longueurs d'ondes à protéger nul. Les figures 5(b), 5(c), 5(d) montrent les différentes phases du processus de construction du p-cycle à haute efficacité. Nous pouvons voir dans la Figure 5(d) que nous ne pouvons pas faire la fusion car la troisième condition n'est plus vérifiée (la valeur de redondance après la fusion doit être inférieure à celle avant la fusion). Le p-cycle généré dans la phase (c) contient deux longueurs d'ondes sur tous les liens du cycle. La table de la Figure 5(g) contient l'ensemble de p-cycles obtenus après l'étape de la figure 5(f).

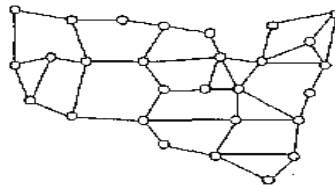
### Algorithme

1. Sélectionner un cycle court  $Cyc$  parmi l'ensemble des cycles courts obtenus lors de l'étape précédente tel que  $Cyc$  contient le lien qui possède la valeur minimale  $w_j$  ( $w_j > 0$ ). Si le lien possédant la valeur minimale  $w_j$  est partagé entre plusieurs cycles courts alors nous choisissons le cycle qui a le nombre maximal de liens non encore protégés.
2. Trouver un cycle court  $Cyc_i$  tel que :
  - a.  $Cyc$  et  $Cyc_i$  partagent un seul lien entre eux.
  - b.  $Cyc$  et  $Cyc_i$  ne partagent que les nœuds du lien partagé entre eux.
  - c. La valeur de **redondance** après la fusion du  $Cyc$  et  $Cyc_i$  doit être inférieure à la **redondance** avant la fusion.

3. Accomplir la fusion si un  $Cyc_i$  est trouvé. Le nouveau cycle obtenu devient  $Cyc$ , puis aller à 2.
  4. Supprimer toutes les longueurs d'ondes protégées par  $Cyc$  (nous supprimons  $n_i$  longueurs d'ondes sur les liens constituant le p-cycle  $Cyc$  et  $2 \times n_i$  longueurs d'ondes primaires sur toute corde appartenant au p-cycle  $Cyc$ ).
  5. S'il reste encore des longueurs d'ondes non protégées alors aller à 1.
- Fin

## 4 Evaluation des performances

Dans cette section nous évaluons notre algorithme en termes de taux d'utilisation de ressources ainsi qu'en termes de nombre de p-cycles utilisés dans l'ensemble final qui va protéger le réseau. Le réseau que nous avons utilisé pour évaluer les performances de notre solution est le réseau des Etats Unis composé de 28 nœuds et 45 liens, c'est une topologie qui a été utilisée très fréquemment, et notamment par [9]. La figure 6 représente cette topologie. Les extrémités des connexions sont tirées aléatoirement (loi de distribution uniforme) parmi l'ensemble des noeuds du réseau. Le nombre de longueurs d'ondes primaires sur chaque lien du réseau est obtenu en acheminant chaque connexion sur le chemin le plus court. Nous supposons que chaque nœud dans le réseau a la faculté de convertir des longueurs d'ondes.



USA network (28 nodes 45 links)

Fig. 6 : Topologie de teste (Etats-Unis)

Dans un premier temps nous comparons les performances de notre algorithme avec l'algorithme de CIDA en terme de redondance. La redondance est définie comme le ratio entre les ressources utilisées pour la protection et les ressources protégées. Une valeur inférieure à 100% de la redondance signifie une bonne utilisation de ressources.

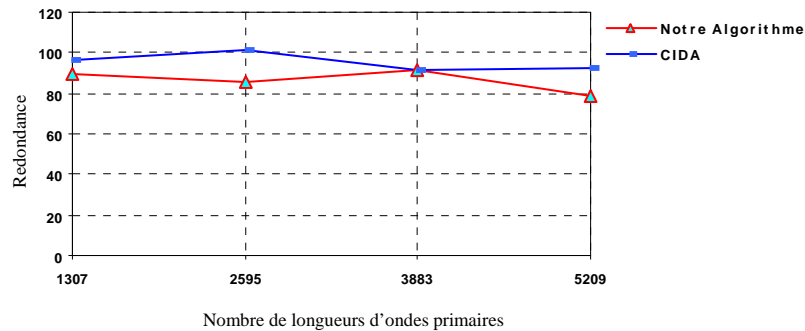


Fig. 7: La redondance obtenue par notre algorithme et CIDA

Nous pouvons constater d'après la Figure 7 que la redondance obtenue par notre solution est toujours inférieure à 100%. Cela est dû à la manière dont les p-cycles sont générés. Notre génération de p-cycles tient compte de l'état du réseau, qui nous permet de générer que des p-cycles avec une faible redondance.

Le nombre de p-cycles dans l'ensemble final qui protège le réseau est un critère de performance important pour la configuration du réseau. Un nombre petit de p-cycles dans l'ensemble final qui protège le réseau signifie une configuration facile du réseau.

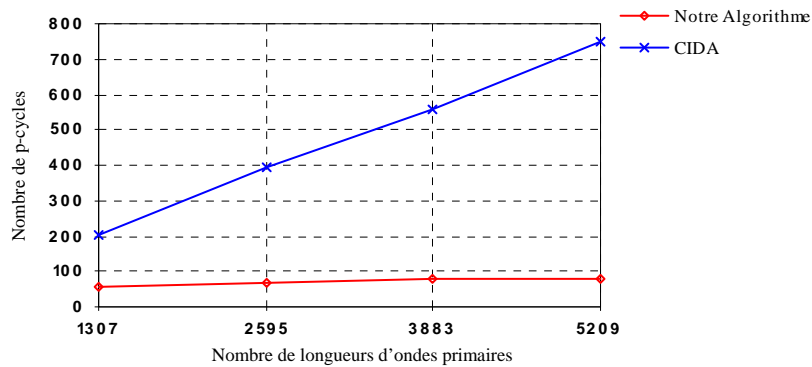


Fig. 8 : Nombre de p-cycles sélectionnés pour protéger le réseau

L'évaluation du nombre de p-cycles utilisés dans l'ensemble final qui protège le réseau est montré dans la Figure 8. Nous pouvons voir que notre solution génère un nombre très restreint de p-cycles. La raison pour cela est que notre heuristique génère des p-cycles de capacité supérieure ou égale à 1. En revanche le nombre de p-cycles générés par CIDA croît linéairement avec le nombre de connexions dans le réseau. Cela est dû au nombre de longueurs d'ondes protégées par les p-cycles générés par l'algorithme de CIDA qui est toujours égale à 1.

## 5 Conclusion

Dans cet article, nous avons étudié la protection dans les réseaux optiques WDM en utilisant les p-cycles. C'est une technique de protection par cycles préconfigurés. Nous avons traité le problème de calcul de l'ensemble optimal des p-cycles qui vont protéger le réseau. Après avoir décrit les principales heuristiques proposées dans la littérature (notamment SLA, CIDA, WDCS) et montrer leurs inconvénients (notamment le processus de sélection de l'ensemble de p-cycles qui est en deux phases, et le fait qu'ils ne tiennent pas compte de l'état du réseau), nous avons proposé un nouveau algorithme qui est basé sur la fusion incrémentale des cycles courts. Notre génération des p-cycles tient compte de l'état du réseau (c'est-à-dire du nombre de longueurs d'onde demandées sur chaque lien). Cela nous permet de générer que des p-cycles avec une faible redondance et de générer un nombre très petit de p-cycles. Les résultats de la simulation ont montré que la redondance obtenue par notre heuristique est toujours inférieure à 100%, et le nombre de p-cycles produits par notre algorithme

est très petit par rapport au nombre de p-cycles produits par CIDA. Cette étude est encourageante, mais cela ne nous permet cependant pas de tirer des conclusions définitives. Nous allons poursuivre nos investigations en comparant notre proposition à d'autres algorithmes (par ex. SLA et WDSC) et sur d'autres topologies. Et nous envisageons de la comparer avec la solution optimale, même si celle-ci est très coûteuse à calculer, trop loin d'être employée dans les vrais réseaux.

## References

1. Grover, W.D., Stamatelakis, D.: Cycle-Oriented Distributed Preconfiguration: Ring-like Speed with Mesh-like Capacity for Self-planning Network Restoration, In Proc. of IEEE ICC 1998, pp. 537--543 (1998)
2. Schupke, D.A., Gruber, C.G., Autenrieth, A.: Optimal configuration of p-cycles in WDM networks, In Proc. of IEEE ICC 2002, pp. 2761--2765 (2002)
3. Doucette, J., He, D., Grover, W. D., Yang, O.: Algorithmic Approaches for Efficient Enumeration of Candidate p-Cycles and Capacitated p-Cycle Network Design. In Proc. of the Fourth International Workshop on the Design of Reliable Communication Networks (DRCN 2003), pp 212--220 (2003)
4. Schupke, D.A.: An ILP for Optimal p-Cycle Selection without Cycle Enumeration, in Proc. of the Eighth Working Conference on Optical Network Design and Modelling (2004)
5. Zhang, Z., Zhong, W., Mukherjee, B.: A Heuristic Algorithm for p-Cycles Configuration in WDM Optical Networks, in Proc : Opto-Electronics and Communications Conference, pp. 568--569 (2003)
6. Gruber, C.G.: Resilient Networks With Non-Simple p-Cycles, In Proc. of the International Conference on Telecommunications (2003)
7. Nguyen, H. N., Habibi, D., Phung, V. Q., Lachowicz, S., Lo, K., Kang, B.: Joint Optimization in Capacity Design of Networks with p-Cycle Using the Fundamental Cycle Set. In Proc. of IEEE GLOBECOM (2006)
8. Zhang, H., Yang, O.: Finding Protection Cycles in DWDM Networks, In Proc. IEEE International Conference on Communication, pp. 2756--2760 (2002)
9. Liu, C., Ruan, L.: Finding Good Candidate Cycles for Efficient p-Cycle Network Design. In Proc. 13th International Conference on Computer Communication and Networks (ICCCN 2004), pp. 321--326 (2004)
10. Grover, W. D., Doucette, J.: Advances in Optical Network Design with p-Cycles: Joint optimization and pre-selection of candidate P-cycles, In Proc. of the IEEE-LEOS Summer Topical Meeting on All Optical Networking, pp. WA2-49-WA2-50 (2002)
11. <http://www.telcite.fr/fibre.htm>