

# The Minimum Interference $p$ -Cycle Algorithm for Protection of Space Division Multiplexing Elastic Optical Networks

H. M. N. S. Oliveira and N. L. S. da Fonseca, *Senior Member, IEEE*

**Abstract**— In optical networks, failures can imply in great loss of data due to high transmission rates, leading to the need of employment of protection mechanisms. This paper introduces a novel algorithm to provide Failure-independent path protecting  $p$ -cycle with minimum interference for path protection in elastic optical networks using space division multiplexing. The proposed protection algorithm reduces rejections of future requests and makes no assumption about specific patterns of arrival of requests. The algorithm is compared to the FIPPMC algorithm and to an algorithm based [1]. Results indicate that 100% protection for single failures can be provided by the proposed algorithm.

**Keywords**—  $p$ -Cycle, Minimum Interference, Elastic Optical Network with Space Division Multiplexing.

## I. INTRODUÇÃO

NA última década, o tráfego tem crescido exponencialmente, e não existe nenhuma indicação que esse crescimento diminuirá. Fibras de único núcleo, amplamente utilizada nas redes ópticas existentes possui capacidade limitada e há uma tendência dessa capacidade não ser suficiente para o transporte do tráfego em um futuro próximo. As redes ópticas elásticas (EON) com multiplexação espacial (SDM) sobre fibras multinúcleo (MCF) é uma solução promissora para superar essa limitação. A multiplexação por divisão espacial usa múltiplas fibras em paralelo, proporcionando um aumento dos recursos espectrais utilizáveis e a introdução de uma nova dimensão, a espacial [2]. A multiplexação por divisão espacial pode ser realizada usando fibras multimodo (MMF), fibras multicore (MCF) ou fibras multicore de poucos modos. Em MMF, o número de modos em uma fibra depende do tamanho do núcleo e do índice de refração do revestimento de fibra. Na fibra MCF, cada núcleo atua como uma fibra de modo único.

O problema de roteamento e alocação de espectro (RSA) é um problema fundamental nas redes ópticas elásticas (EON). No RSA, existem restrições que asseguram a alocação contígua e contínua do espectro em todos os enlaces da rota selecionada [3]. No entanto, no SDM, é possível alocar um ou mais núcleos para o estabelecimento de uma conexão. A inclusão da dimensão espacial no problema RSA transforma o no problema de roteamento, espectro e alocação de núcleo (RSCA). Além disso, no RSCA questões adicionais, tais como *crossstalk* internúcleo devem ser levadas em consideração.

A maioria das técnicas de proteção reserva, mas não pré-configura recursos para proteção, o que pode resultar em longo procedimento de sinalização durante a restauração de falha[4].

$p$ -Cycle é uma técnica de proteção com recursos de *backup* pré-configurados. Os recursos livres são utilizados para proteger os caminhos por onde passa o tráfego (caminhos de trabalho).

O  $p$ -cycle pode proteger todos os enlaces do ciclo, assim como os enlaces que tem seus nós finais no ciclo, ou seja, os enlaces transzionais.  $p$ -Cycle combina a vantagem das redes em malha com a velocidade de restauração das redes em anel [5]. Um caso especial de  $p$ -cycle para a proteção do caminho é o chamado  $p$ -cycle de proteção de caminho independente de falha (FIPP) [6]. Os  $p$ -cycles FIPPs fornecem proteção ao caminho de trabalho (primário) fim a fim com nós finais no  $p$ -cycle. FIPP é uma extensão do conceito de  $p$ -cycle em que a falha não está limitada a um segmento de enlace ou caminho imediatamente adjacente aos nós finais. FIPP  $p$ -cycle foi estudado para proteger EONs. No entanto, nenhum estudo usou  $p$ -cycle FIPP para proteção de redes ópticas elásticas com multiplexação espacial (SDM-EONs) [4], [6] - [9].

Os tradicionais algoritmos de proteção levam a uma rápida saturação de enlaces da rede, impulsionando novos algoritmos, especialmente aqueles que empregam interferência mínima para promover uma utilização equilibrada dos recursos. Algoritmos de interferência mínima estabelecem conexões ao longo de caminhos que tendem a utilizar os recursos de forma a bloquear um menor número de novas requisições [10], [11]. Um  $p$ -Cycle que protege uma conexão pode sobrecarregar os enlaces alocados para ele, uma vez que pode usar os mesmos enlaces do caminhos primário da conexão. O algoritmo desenvolvido gera  $p$ -cycles transzionais evitando que o  $p$ -cycle e o caminho de uma conexão utilize os mesmos enlaces, portanto, minimizando a rejeição de requisições futuras.

Este artigo propõe um algoritmo chamado *Minimum Interference and Failure-independent path protecting for MultiCore networks* (MIFMC) para fornecer FIPP  $p$ -cycle de proteção em SDM-EONs. O algoritmo MIFMC prioriza o uso de  $p$ -cycles transzionais a fim de gerar interferência mínima reduzindo o bloqueio de requisições. Resultados mostram que o algoritmo proposto realiza proteção efetivamente sem aumentar o bloqueio de requisições.

Este artigo está organizado da seguinte forma. A Seção II analisa os trabalhos relacionados. A Seção III introduz o algoritmo proposto. A Seção IV avalia o desempenho do algoritmo proposto e a Seção V conclui o trabalho.

II. TRABALHOS RELACIONADOS

O surgimento de redes ópticas elásticas tem motivado várias pesquisas, principalmente em algoritmos de roteamento e atribuição de espectro (RSA), mas apenas recentemente foram propostas soluções para o problema de roteamento e atribuição de espectro e núcleo (RSCA). Os autores em [1] dividiram o problema RSCA nos problemas de roteamento e problema de atribuição de espectro e núcleo (SCA), e introduziram um método de pré-computação com base nos  $k$  caminhos mais curtos, como solução de roteamento. Eles propuseram métodos SCA com consciência de *crossstalk*. Em [12], é investigado a questão da fragmentação do espectro, que compromete a eficiência da largura de banda em redes ópticas elásticas. Fujii *et al.* [3] propuseram um método de espectro sob demanda e alocação de núcleo para reduzir tanto o *crossstalk* quanto a fragmentação em redes ópticas elásticas com MCFs. Proietti *et al.* [13] estende 2d EON para incluir elasticidade em todos os três domínios: tempo, frequência e espaço. Eles investigaram algoritmos para alocação de roteamento, espectro, modo espacial e formatos de modulação. Os autores em [14] investigaram o problema de roteamento e alocação de espectro e núcleo (RSCA) para redes ópticas elásticas. Eles formularam o problema de planejamento de rede RSCA usando formulação por programação linear inteira (ILP) bem como uma heurística. Em [15], propõe-se uma arquitetura de interconexão óptica (OXC) chamada arquitetura sob demanda (AOD) e mostra-se que AOD fornece flexibilidade muito maior do que outras arquiteturas. O problema de otimização de uma arquitetura econômica para redes SDM com AOD OXCs é formalizado como um problema de programação linear inteira (ILP). Em [16], propôs-se um  $p$ -cycle FIPP para proteção de SDM-EONs elásticas. Contudo, interferência mínima para a criação do  $p$ -cycle não foram considerado. A implementação de  $p$ -cycles FIPP em EONs foi estudada em [7] - [9], [17]. Somente em [16], foi proposta a proteção para SDM-EONs. No entanto, roteamento de interferência mínima não foi considerado.

III. O ALGORITMO PROPOSTO

Semelhante ao problema de roteamento e alocação de espectro (RSA) em redes ópticas elásticas, soluções para o problema de roteamento e alocação de núcleo e espectro (RSCA) em redes ópticas elásticas com multiplexação espacial são necessárias para acomodar eficientemente diversas demandas de tráfego. Em uma formulação RSCA, o roteamento de uma conexão pode utilizar diferentes núcleos e enlaces. Além disso, a formulação do problema precisa obedecer a restrição de continuidade do espectro, que impõe que a alocação do mesmo espectro em cada fibra ao longo da rota de um caminho óptico e a restrição de contiguidade do espectro, que impõe que os intervalos devem ser alocados no espectro de forma contígua.

O algoritmo proposto modela a disponibilidade de espectro na rede através do uso de um multigráfico (Fig. 1). Um multigráfico é um gráfico que pode ter múltiplas arestas (também chamadas de "arestas paralelas"), ou seja, arestas que têm o mesmo vértice final.

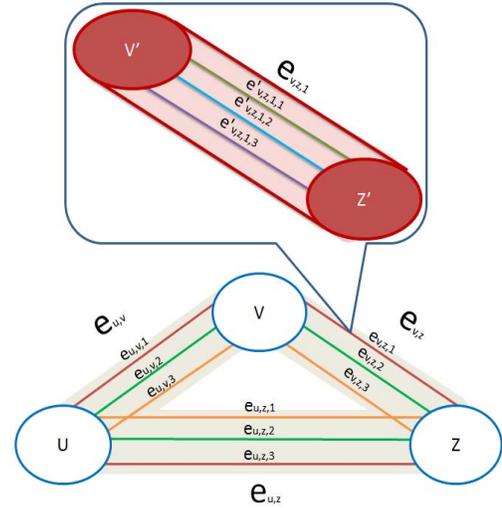


Figura 1. Multigráfico.

Neste gráfico auxiliar, os vértices representam comutadores ópticos (OXCs) e as arestas o conjunto de  $b$  slots contínuos no enlace que conecta tais OXCs para diferentes núcleos. Todos os vértices são ligados por  $N \times C$  arestas que é o número de slots no espectro de cada núcleo em cada enlace de rede (ver tabela I), e cada aresta representa a disponibilidade de pelo menos um conjunto de slot, independentemente do núcleo.

Os pesos em uma aresta representam a disponibilidade de um conjunto de slots. O valor  $\infty$  significa que pelo menos um slot do conjunto já está alocado enquanto que o valor 1 significa que pelo menos um conjunto de slot está disponível para alocação, independente do núcleo. Esses valores foram definidos para facilitar o emprego de algoritmos tradicionais de caminho mais curto. A notação utilizada neste artigo está resumida na Tabela I.

TABELA I  
NOTAÇÃO

$s$ :	Nó fonte;
$d$ :	Nó destino;
$b$ :	Demanda de banda passante em slots, $b = 1 \dots N$ ;
$r(s, d, b)$ :	Requisição do nó $s$ para o $d$ com demanda de $b$ slots;
$N$ :	Número de slots em um enlace;
$C$ :	Número de núcleos em um enlace;
$G = (V, E, W)$ :	Multigráfico composto por um conjunto de nós $V$ , um conjunto de arestas $E$ e um conjunto de pesos das arestas $W$ , $ E  = N \cdot  V $ . As arestas conectando dois nós de $G$ representam $N$ slots no enlace, conectando dois nós da rede;
$E = \{e_{u,v,n}\}$ :	Conjunto de $n$ arestas;
$e_{u,v,n}$ :	A $n$ -ésima aresta contendo os vértices $u$ e $v$ ;
$e'_{u,v,n,j}$ :	A $n$ -ésima aresta contendo os vértices $u$ e $v$ , sendo $j$ o núcleo escolhido a ser usado;
$w(e_{u,v,n})$ :	Peso da aresta $e_{u,v,n}$ ;
$w(e_{u,v,n}) = 1$ :	Se o $n$ -ésimo slot no enlace conectando o OXC $u$ e $v$ está livre;
$w(e_{u,v,n}) = \infty$ :	Se o $n$ -ésimo slot no enlace conectando o OXC $u$ e $v$ não está livre;

$W = \{w(e_{u,v,n})\}$ :	Conjunto dos pesos das arestas;
$\tilde{G}_{n,b} = (\tilde{V}, \tilde{E}, \tilde{W})$ :	O $n$ -ésimo grafo tal que $\tilde{E}$ é o conjunto de arestas conectando $\{\tilde{u}, \tilde{v}\} \in \tilde{V}$ e $\tilde{W}$ é o conjunto de pesos associados a $\tilde{E}$ . As arestas em $\tilde{E}$ correspondem a $b$ arestas em $G$ iniciando na $n$ -ésima aresta;
$\tilde{V} = V$ :	Conjunto de nós;
$\tilde{e}_{u,v} \in \tilde{E}$ :	Aresta conectando $\tilde{u}$ e $\tilde{v}$ ;
$\tilde{e}_{u,v} = \{e_{u,v,n}\} \in E$ :	Uma sequencia tal que $e_{u,v,n}$ é a menor aresta ordenada,
$e_{u,v,n+b}$ :	A maior aresta ordenada e $ e_{u,v}  = b$ ;
$\tilde{w}_n(e_{u,v})$ :	Peso da aresta $\tilde{e}_{u,v}$ ;
$\tilde{W}_n = \{\tilde{w}_n(e_{u,v})\}$ :	Conjunto de pesos das arestas;
$P_n$ :	Sequencia de $\tilde{G}_n$ tal que o nó fonte $s$ é o menor nó ordenado e $d$ é o maior nó ordenado;
$W(\tilde{P}_n) : \sum_{e_{u,v} \in \{\tilde{P}_n\}} \tilde{e}_{u,v}$ :	O peso do caminho $\tilde{P}_n$ (a soma dos pesos de todas as arestas na sequencia);
$W_{P_{s,d}}$ :	peso do menor caminho entre $s$ e $d$ ;
$\tilde{t}_{u,v,b}$ :	$p$ -Cycle contendo os vértices $u$ e $v$ e arestas correspondendo ao mapeamento de $b$ arestas do multigrafo $G$ ;
$\tilde{T}_{u,v,b} = \tilde{t}_{u,v,b}$ :	Conjunto de todos os $p$ -cycles contendo os vértices $u$ e $v$ e arestas correspondendo ao mapeamento de $b$ arestas do multigrafo $G$ ;
$\tilde{T}$ :	Conjunto de todos os $p$ -cycles estabelecidos e ativos;
$T_n$ :	Sequencia de $\tilde{G}_n$ tal que o nó fonte $s$ é o menor e $d$ é o maior nó ordenado;
$W(\tilde{T}_n) : \sum_{e_{u,v} \in \{\tilde{T}_n\}} \tilde{e}_{u,v}$ :	O peso do $p$ -cycle $\tilde{T}_n$ (a soma de todas as arestas);
$W_{T_{s,d}}$ :	peso do $p$ -cycle que protegerá o caminho entre $s$ e $d$ ;

O algoritmo *Minimum Interference and Failure-independent path protecting for MultiCore networks* (MIFMC) decide sobre o estabelecimento de caminhos ópticos em uma rede protegida por  $p$ -cycle FIPP. Um caminho óptico é estabelecido, se e somente se, ele pode ser protegido por um  $p$ -cycle FIPP que pode ter tanto caminhos no ciclo, quanto caminhos transzonais. Um  $p$ -cycle FIPP protege caminhos primários disjuntos. As requisições chegam dinamicamente e para cada requisição um  $p$ -cycle existente é pesquisado para proteger o caminho óptico. No caso de nenhum  $p$ -cycle existente poder proteger o caminho óptico, então pesquisa-se um caminho para criar um novo  $p$ -cycle para proteger a requisição. Se nenhum  $p$ -cycle pode proteger o caminho óptico, então ele não é estabelecido.

O algoritmo MIFMC garante um caminho de proteção para cada caminho óptico estabelecido e a proteção é garantida para falhas únicas. A reserva de recursos para criar o  $p$ -cycle FIPP protegendo uma requisição pode sobrecarregar os enlaces na rede, uma vez que, o  $p$ -cycle que protege os caminhos no ciclo pode usar os mesmos enlaces do caminho primário. Por outro lado, o  $p$ -cycle que protege caminhos transzonais tende a

reservar mais recursos, uma vez que tem um número maior de saltos. Os  $p$ -cycles que protegem caminhos no ciclo utilizam menos recursos de rede do que  $p$ -cycle que protegem caminhos transzonais e podem sobrecarregar os enlaces ao longo de um caminho. Por conseguinte, é necessário adotar critérios para evitar a formação de gargalos, equilibrando a carga entre possíveis caminhos, ou seja, adota-se uma abordagem de interferência mínima para diminuir o bloqueio de futuras requisições.

```

1:  $\forall n = 1 \dots N - b$ 
2:  $(W(P_n), P_n) = MenorCaminho(\tilde{G}_{n,b}, r(s, d, b))$ 
3:  $W_{P_{s,d}} = W(P_n) | \forall i W(P_n) \leq W(P_i)$ 
4: if  $W_{P_{s,d}} = \infty$  then
5:    $block\ r(s, d, b)$ 
6: else
7:   if  $T_n \neq \emptyset \ \forall T_n \in \tilde{T}$  then
8:     establish  $r(s, d, b)$  as  $P_n$  and  $T_n$ 
9:      $W(e'_{u,v,i}) = \infty \ \forall \{u, v\} \in \tilde{P}_i \quad n = n \dots i + b - 1$ 
10:  else
11:     $(W(T_n), T_n) = CicloTranszional(\tilde{G}_{n,b}, r(s, d, b))$ 
12:     $W_{T_{s,d}} = W(T_n) | \forall i W(T_n) \leq W(T_i)$ 
13:    if  $W_{T_{s,d}} = \infty$  then
14:       $(W(T_n), T_n) = MenorCiclo(\tilde{G}_{n,b}, r(s, d, b))$ 
15:       $W_{T_{s,d}} = W(T_n) | \forall i W(T_n) \leq W(T_i)$ 
16:      if  $W_{T_{s,d}} = \infty$  then
17:         $block\ r(s, d, b)$ 
18:      end if
19:    end if
20:    if  $W_{T_{s,d}} \neq \infty$  then
21:      establish  $r(s, d, b)$  as  $\tilde{P}_n$  and  $\tilde{T}_n$ 
22:       $W(e'_{u,v,i}) = \infty \ \forall \{u, v\} \in \tilde{P}_i \quad n = n \dots i + b - 1$ 
23:       $W(e'_{u,v,i}) = \infty \ \forall \{u, v\} \in \tilde{T}_i \quad n = n \dots i + b - 1$ 
24:    end if
25:  end if
26: end if

```

Algoritmo 1. Algoritmo MIFMC.

No algoritmo, a linha 1 estabelece todo o conjunto de arestas que serão mapeadas em  $\tilde{G}_{n,b}$  arestas. A linha 2 resolve um algoritmo de caminho mais curto para o gráfico  $\tilde{G}_{n,b}$  e fornece o caminho e seu peso. Se o peso do caminho mais curto for  $\infty$ , não foi possível encontrar um caminho sob a restrição de contiguidade para a demanda  $b$  com alocação começando com o  $n$ -ésimo *slot*. A linha 3 seleciona o caminho entre os caminhos mais curtos  $C \times (N - b + 1)$  que tem o menor valor de peso. No caso do peso de todos os caminhos mais curtos for  $\infty$  (linha 4), não existe nenhum caminho na rede que satisfaça a solicitação de  $b$  *slots* sob a restrição de contiguidade e continuidade. Portanto, a requisição tem de ser bloqueado (linha 5). Caso contrário, pesquisa-se um  $p$ -cycle para proteger o caminho óptico a ser estabelecido (linha 7). Caso, exista um  $p$ -cycle, o caminho óptico é estabelecido (linha 8) e as arestas correspondentes no multigrafo  $G$  têm o seu peso alterado para  $\infty$  (linha 9), significando que os *slots* foram atribuídos ao caminho estabelecido. Caso contrário, cria-se um  $p$ -cycle usando o princípio de interferência mínima. Para evitar a sobrecarga em enlaces da rede, deve-se criar um  $p$ -cycle transzional para proteger o caminho óptico (linhas 11). No caso, de nenhum  $p$ -cycle transzional poder ser criado para proteger o caminho óptico então o  $p$ -cycle mais curto é criado (linhas 13 e

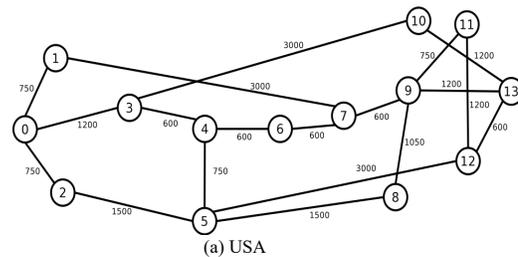
14). Caso não seja possível criar um  $p$ -cycle para proteger o caminho óptico, então a requisição é bloqueada (linha 17), caso contrário o caminho óptico, bem como o  $p$ -cycle (linha 21) são estabelecidos para satisfazer a requisição e as arestas correspondentes no multigrafo  $G$  tem o seu peso alterado para  $\infty$  (linha 22 e 23), o que significa que os  $slots$  foram atribuídos ao caminho recém-estabelecido.

#### IV. AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO

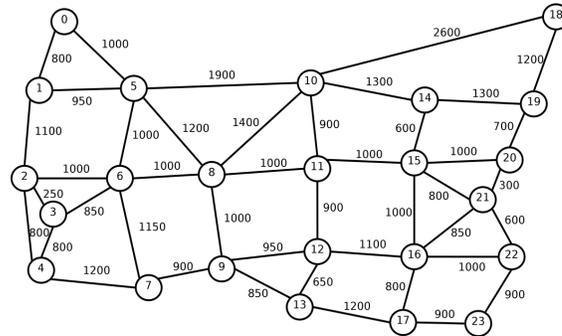
Para avaliar o desempenho do algoritmo MIFMC em redes multicore, foram utilizados experimentos de simulação utilizando 7 núcleos. O simulador FlexGridSim [18] foi empregado. Em cada simulação, foram geradas 100.000 requisições e as simulações para todos os algoritmos utilizam o mesmo conjunto de sementes. Os intervalos de confiança foram obtidos utilizando o método de replicação independente com nível de confiança de 95%. A topologia utilizada nas simulações foram as topologias NSF (Fig. 2b) e USA (Fig. 2a). A topologia NSF tem 16 nós e 25 links, enquanto a topologia EUA tem 24 nós e 43 links (Fig. 2).

O espectro foi dividido em 240  $slots$  de 12,5 GHz cada. Nas figuras, as curvas rotuladas "FIPPMC" mostram os resultados para redes usando o algoritmo FIPPMC [16], as curvas rotuladas "SSCA" mostram os resultados para redes usando o algoritmo baseado nos métodos propostos em [1] e curvas rotuladas MIFMC mostram resultados para redes usando o algoritmo MIFMC. A carga foi incrementada em unidades de 25 para todos os gráficos neste artigo. No algoritmo SSCA, o caminho primário é tratado independentemente, isto é, o problema de encaminhamento e o problema SCA. Esta abordagem emprega rotas múltiplas pré-calculadas. O caminho de *backup* é criado da mesma maneira. No entanto, o caminho de *backup* usa esquema 1: N.

A Fig. 3 mostra a probabilidade de bloqueio da largura de banda (BBR) como uma função da carga para a topologia USA. Enquanto os algoritmos FIPPMC e SSCA iniciam, respectivamente o bloqueio de requisições sob cargas de 60 e 80 erlangs, o algoritmo MIFMC começa a bloquear apenas sob cargas de 100 erlangs. O MIFMC produz uma probabilidade de bloqueio de largura de banda de duas ordens de magnitude inferior sob cargas de 100 erlangs. Sob cargas de 200 erlangs, a diferença entre o BBR produzido pelo algoritmo MIFMC e o dado pelo SSCA é quase duas ordens de magnitude e 40% quando comparado com o algoritmo FIPPMC. Este bloqueio menor produzido por MIFMC evidencia o benefício de se considerar critérios de interferência mínima para criar os  $p$ -cycles como caminho de *backup*. Estes resultados mostram que o algoritmo MIFMC produz bloqueio aceitável para redes ópticas com multiplexação espacial, apesar da reserva de largura de banda para o pré-provisionamento de caminhos de *backup*.



(a) USA



(b) NSF

Figura 2. Topologias.

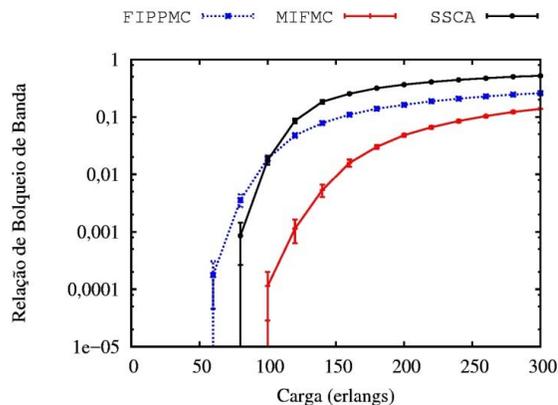


Figura 3. Bloqueio de Banda em função da carga da rede.

O uso de sete núcleos gera *crosstalk* internúcleos. A Fig. 4 mostra o "*Crosstalk por Slot*" (CpS) como uma função da carga de tráfego para topologia EUA. O valor de *crosstalk* para cada intervalo de espectro é definido como a relação entre o índice *crosstalk* real e o valor máximo do índice de *crosstalk*. A relação de *crosstalk* é definida pela média de valores entre todos os  $slots$  de espectro [3]. O CpS não é considerado quando o  $slot$  é reservado mas não usado. O CpS gerado para o algoritmo FIPPMC começa com um valor de 0,18 e aumenta com o aumento de carga. O mesmo acontece com o CpS gerado para o algoritmo MIFMC começando com um valor de 0,22. O algoritmo SSCA tem maior CpS do que os outros algoritmos. No entanto, embora o algoritmo MIFMC leva a baixo bloqueio e maior utilização da capacidade total da rede, tem CpS semelhante ao algoritmo FIPPMC. O CpS gerado para o algoritmo SSCA permanece entre 0,42 e 0,56 sob cargas pesadas. Observe que o uso intercalado de núcleos para caminhos primários e de *backup* diminui o CpS gerado.

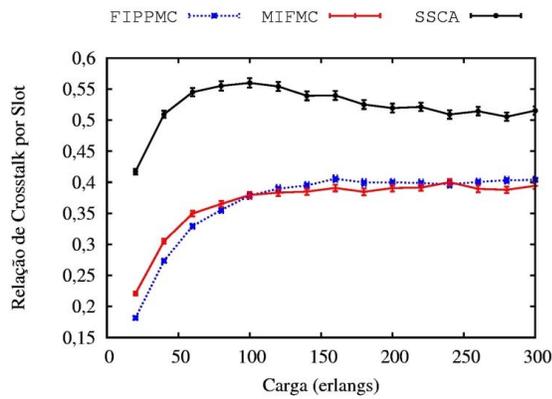


Figura 4. Relação de *crosstalk* por *slot*.

A Fig. 5 apresenta o índice de Jain (JFI) do bloqueio para diferentes pares de origem-destino para a topologia USA. O algoritmo SSCA produz altos valores de índice Jain uma vez que o alto bloqueio produzido afeta uniformemente todos os pares de destino de origem. O algoritmo MIFMC produz baixo índice de Jain, uma vez que vários pares de destino de origem não sofrem bloqueio e, portanto, há uma maior disparidade de valores de BBR. O algoritmo FIPPMC produz Índice Jain mais elevado do que o do MIMF, uma vez que vários pares de destino de origem não sofrem bloqueio.

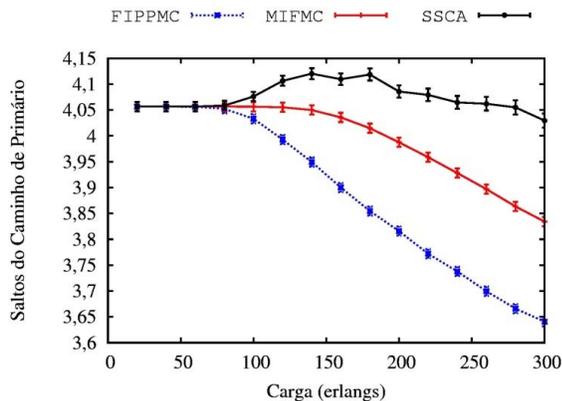


Figura 6. Número médio de saltos do caminho primário.

A Fig. 6 mostra o número médio de saltos dos caminhos primários estabelecidos para a topologia USA. Quanto maior a carga, menor o número médio de saltos alocados por caminho primário. Até cargas de 80 erlangs, os algoritmos FIPPMC, SSCA e MIFMC possuem um número similar de saltos por caminho primário. Sob cargas maiores, o SSCA possui maior número médio de saltos alocados por caminho primário do que os outros algoritmos. Sob cargas elevadas o FIPPMC possui baixo número de saltos alocados por caminho primário.

A Fig. 7 mostra o número médio de saltos de caminhos de *backup* estabelecidos para a topologia USA. O algoritmo SSCA produz um número quase constante de saltos alocados por caminho de *backup* independentemente da carga da rede. O número de caminhos de *backup* alocado pelo algoritmo MIFMC é sempre maior do que aqueles exigidos pelos outros algoritmos. Este é o custo para a criação de *p-cycle* gerando

interferência mínima. O número de caminhos de *backup* alocado pelo algoritmo SSCA é sempre menor do que os de outros algoritmos.

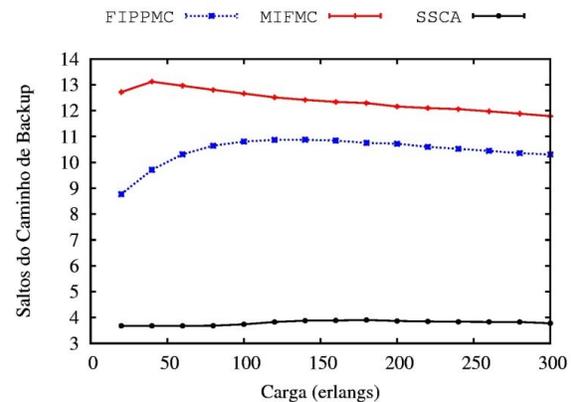


Figura 7. Número médio de saltos do caminho de *backup*.

A Fig. 8 mostra a relação de bloqueio de largura de banda (BBR) como uma função da carga de tráfego para a topologia NSF. Enquanto SSCA e FIPPMC iniciam bloqueio das requisições sob cargas de 60 erlangs, o algoritmo MIFMC começa a bloquear apenas sob cargas de 80 erlangs. Sob cargas de 80 erlangs, a diferença entre o BBR produzido pelo algoritmo MIFMC e o dado pelo algoritmo SSCA é de quase três ordens de magnitude e uma ordem de magnitude quando comparado ao produzido por FIPPMC. Sob cargas de 200 erlangs a diferença entre o BBR produzido pelo algoritmo MIFMC e aquele dado pelo algoritmo SSCA é uma ordem de grandeza.

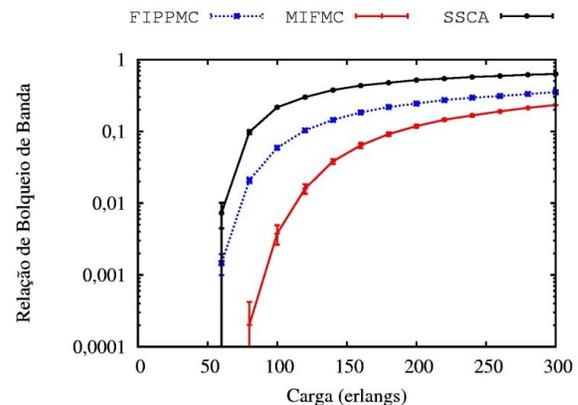
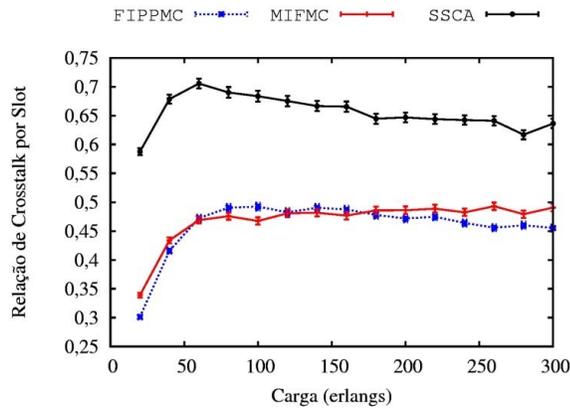


Figura 8. Bloqueio de Banda em função da carga da rede.

A Fig. 9 mostra o *crosstalk* por *slot* (CpS) como uma função da carga para a topologia NSF. O CpS gerado pelo algoritmo MIFMC é 0,34 e este valor aumenta até 0,49. Isso também acontece com o CpS gerado para o algoritmo FIPPMC começando em 0,30 e aumentando até 0,50. O algoritmo SSCA produz o valor CpS mais alto. O CpS gerado para o algoritmo SSCA permanece entre 0,57 e 0,70. Sob cargas pesadas, o CpS gerado pelos algoritmos FIPPMC e SSCA diminui.

Figura 9. Relação de *crosstalk* por slot.

A Fig. 10 mostra o índice de Jain (JFI) da BBR para diferentes pares origem-destino para a topologia NSF. O algoritmo SSCA tem altos valores de índice Jain, quando comparado com algoritmos MIFMC e FIPPMC. O algoritmo SSCA tem altos valores de índice Jain devido ao alto bloqueio produzido que afeta uniformemente todos os pares de origem-destino. No entanto, MIFMC fornece menor valor JFI do que o algoritmo FIPPMC.

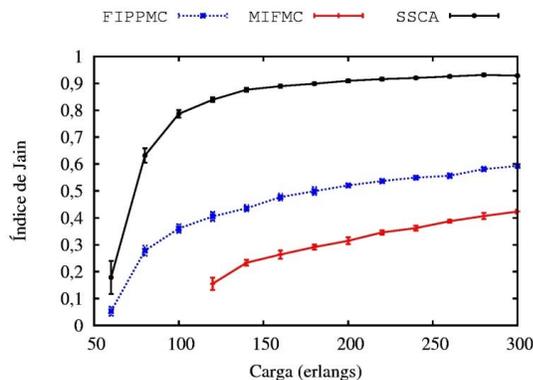


Figura 10. Índice de justiça de Jain.

A Fig. 11 mostra o número médio de saltos dos caminhos primários estabelecidos para a topologia NSF. Até cargas de 40 erlangs, o número de saltos alocados por caminho primário pelos algoritmos são semelhantes. Sob cargas superiores a 100 erlangs, o SSCA possui um número médio de saltos por caminho primário mais alto do que os outros algoritmos. Sob cargas elevadas, o algoritmo MIFMC possui menor número médio de saltos alocados por caminho primário do que os outros algoritmos.

A Fig. 12 mostra o número médio de saltos dos caminhos de *backup* para a topologia NSF. O algoritmo SSCA possui um número quase constante de saltos alocados por caminho de *backup* independentemente da carga da rede. O número de caminhos de *backup* alocados pelo algoritmo SSCA é sempre menor do que aqueles alocados pelos outros algoritmos. O número de caminhos de *backup* alocados pelo algoritmo MIFMC é sempre maior do que aqueles alocados pelos outros algoritmos.

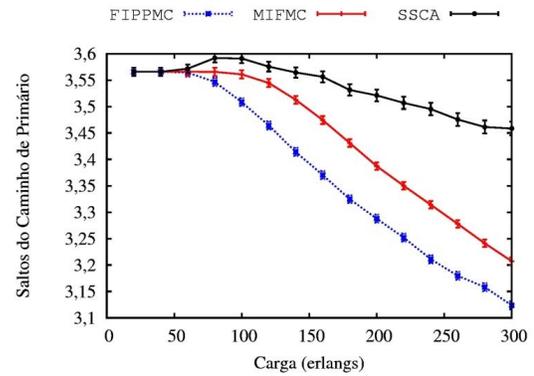
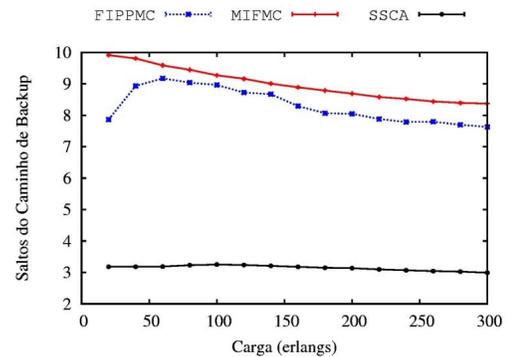


Figura 11. Número médio de saltos do caminho primário.

Figura 12. Número médio de saltos do caminho de *backup*.

## V. CONCLUSÕES

Em redes ópticas elásticas com multiplexação espacial, grandes quantidades de dados podem ser perdidos quando ocorre falha de enlaces na rede, exigindo um mecanismo de proteção para as conexões. Este artigo introduziu um algoritmo para realizar o estabelecimento de caminhos ópticos em redes ópticas elásticas com multiplexação espacial protegido por *p-cycles* FIPP. O algoritmo foi avaliado para diferentes topologias e sob diferentes valores de carga tráfego. O algoritmo foi comparado com outros algoritmos existentes na literatura. Os resultados indicam que o algoritmo proposto pode fornecer proteção eficientemente pré-configurada para EONs SDM com MCF. O algoritmo MIFMC produz menor bloqueio de requisições em topologias com alta conectividade. O grau dos nós em uma topologia tem grande influência na relação de bloqueio de largura de banda e no comprimento de caminhos estabelecidos.

## AGRADECIMENTOS

Os autores agradecem ao Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico (CNPq) pelo apoio financeiro deste trabalho por meio do processo nº 165446/2015-3.

## REFERÊNCIAS

- [1] H. Tode and Y. Hirota, "Routing, spectrum and core assignment for space division multiplexing elastic optical networks," in Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (Networks), 2014 16th International, Sept 2014, pp. 1–7.

- [2] D. Siracusa, F. Pederzoli, D. Klondisz, V. Lopezy, and E. Salvadori, "Resource allocation policies in sdm optical networks (invited paper), in Optical Network Design and Modeling (ONDM), 2015 International Conference on, May 2015, pp. 168–173.
- [3] S. Fujii, Y. Hirota, H. Tode, and K. Murakami, "On-demand spectrum and core allocation for reducing crosstalk in multicore fibers in elastic optical networks," *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, vol. 6, no. 12, pp. 1059–1071, Dec 2014.
- [4] X. Chen, S. Zhu, L. Jiang, and Z. Zhu, "On spectrum efficient failure-independent path protection p-cycle design in elastic optical networks," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 33, no. 17, pp. 3719–3729, Sept 2015.
- [5] R. Asthana, Y. Singh, and W. Grover, "p-cycles: An overview, Communications Surveys Tutorials, IEEE, vol. 12, no. 1, pp. 97–111, First 2010.
- [6] A. Kodian and W. Grover, "Failure-independent path-protecting p-cycles: efficient and simple fully preconnected optimal-path protection," *IEEE J. Lightwave Technol.*, vol. 23, pp. 3241–3259, Oct. 2005.
- [7] H. M. Oliveira and N. L. da Fonseca, "Algorithm for FIPP p-cycle path protection in flexgrid networks," in *Global Communications Conference (GLOBECOM)*, 2014 IEEE. IEEE, 2014, pp. 1278–1283.
- [8] Y. Wei, K. Xu, Y. Jiang, H. Zhao, and G. Shen, "Optimal design for p-cycle-protected elastic optical networks," *Photonic Network Communications*, vol. 29, no. 3, pp. 257–268, 2015.
- [9] X. Chen, S. Zhu, L. Jiang, and Z. Zhu, "On spectrum efficient failure Independent path protection p-cycle design in elastic optical networks," *Journal of Lightwave Technology*, vol. 33, no. 17, pp. 3719–3729, 2015.
- [10] G. B. Figueiredo, N. L. S. da Fonseca, and J. A. S. Monteiro, "A minimum interference routing algorithm," in *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, vol. 4, June 2004, pp. 1942–1947 Vol.4.
- [11] G. B. Figueiredo, N. L. da Fonseca, and J. A. Monteiro, "A minimum interference routing algorithm with reduced computational complexity," *Computer Networks*, vol. 50, no. 11, pp. 1710 – 1732, 2006.
- [12] Y. Yin, H. Zhang, M. Zhang, M. Xia, Z. Zhu, S. Dahlfort, and S. Yoo, "Spectral and spatial 2d fragmentation-aware routing and spectrum. assignment algorithms in elastic optical networks [invited]," *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, vol. 5, no. 10, pp. A100–A106, Oct 2013.
- [13] R. Proietti, L. Liu, R. Scott, B. Guan, C. Qin, T. Su, F. Giannone, and S. Yoo, "3d elastic optical networking in the temporal, spectral, and spatial domains," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 53, no. 2, pp. 79–87, Feb 2015.
- [14] A. Muhammad, G. Zervas, D. Simeonidou, and R. Forchheimer, "Routing, spectrum and core allocation in flexgrid sdm networks with multi-core fibers," in *Optical Network Design and Modeling, 2014 International Conference on*, May 2014, pp. 192–197.

- [15] A. Muhammad, G. Zervas, G. Saridis, E. Salas, D. Simeonidou, and R. Forchheimer, "Flexible and synthetic sdm networks with multi-corefibers implemented by programmable roadms," in *Optical Communication (ECOC)*, 2014 European Conference on, Sept 2014, pp. 1–3.
- [16] H. M. Oliveira and N. L. da Fonseca, "Algorithm for protection of space division multiplexing elastic optical networks," in *Global Communications Conference (GLOBECOM)*, 2016 IEEE. IEEE, 2016.
- [17] G. Shen, H. Guo, and S. K. Bose, "Survivable elastic optical networks: survey and perspective," *Photonic Network Communications*, vol. 31, no. 1, pp. 71–87, 2016.
- [18] P. M. Moura and A. C. Drummond, "FlexGridSim: Flexible Grid Optical Network Simulator," <http://www.lrc.ic.unicamp.br/FlexGridSim/>.



em redes ópticas.

**Helder May Nunes da Silva Oliveira** possui graduação em ciência da computação pela Universidade Federal de Alagoas (UFAL – campus Arapiraca), mestrado em ciência da computação pela Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP). Atualmente é aluno de doutorado na Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP) e suas pesquisas se concentram principalmente na área de proteção



**Nelson Luis Saldanha da Fonseca** possui graduação em Engenharia Elétrica Com Ênfase Em Sistemas pela Pontifícia Universidade Católica do Rio de Janeiro (1984), Mestrado em Ciência da Computação pela Pontifícia Universidade Católica do Rio de Janeiro (1987), Master In Computer Engineering - University of Southern California (1993) e doutorado em PhD in Computer Engineering - University of Southern California (1994). Obteve o título de Livre Docente em Redes de Computadores pela Universidade Estadual de Campinas, onde é Professor Titular. Foi Vice President Member Relations da IEEE Communications Society. Foi membro do Comitê Assessor em Computação do CNPq (2007- 2010). Foi Editor Chefe do periódico *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, do *IEEE Communications Society Newsletter* e Editor do *Global Communications Newsletter*. Foi Director da Latin America Region e Director para On-Line Service da IEEE Communications Society. É membro do corpo editorial dos periódicos *Computer Networks*, *P2P Networking and Applications*, *International Journal of Communication System*. Lecionou cursos em universidade estrangeiras tais como Universidade de Trento, Unversidade de Pisa e Universidade dos País Basco. Recebeu a medalha do Chanceler da Universidade de Pisa.