

# Proteção de Redes Ópticas Elásticas com Multiplexação Espacial Baseada em Modulação, p-Cycle FIPP e Interferência Mínima

Helder M. N. da S. Oliveira<sup>1</sup>, Nelson L. S. da Fonseca<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Instituto de Computação – Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)  
Campinas 13083-852, SP, Brasil

helder@lrc.ic.unicamp.br, nfonseca@ic.unicamp.br \*

**Abstract.** *Network traffic has grown at an exponential rate and this trend requires large network capacity, lower power consumption and efficient protection techniques. In elastic optical networks, Routing, Modulation, and Spectrum Allocation algorithms have received attention as schemes to protect traffic flows against network failures. However, it has not been studied for elastic optical networks using spatial division multiplexing (SDM). This paper introduces a new algorithm to provide path protection using p-cycle, minimal interference, and modulation for elastic optical networks with spatial division multiplexing. The proposed algorithm is compared to other algorithms in the literature. Results indicate that the proposed algorithm provides 100% protection against single failures under low loads.*

**Resumo.** *O tráfego de redes tem crescido a uma taxa exponencial e esta tendência exigirá das redes do futuro grande capacidade, menor consumo de energia e técnicas de proteções eficientes. Os algoritmos de roteamento e atribuição de espectro, com modulação adaptativa para redes ópticas elásticas, têm sido investigado como esquemas para proteger o tráfego contra falhas de rede. Entretanto, não foi ainda estudado para redes ópticas elásticas usando multiplexação por divisão espacial (SDM). Este artigo introduz um novo algoritmo para fornecer proteção de caminho, utilizando p-cycle, interferência mínima e modulação para redes ópticas elásticas com multiplexação por divisão espacial. O desempenho do algoritmo proposto é comparado com os algoritmos existentes na literatura. Os resultados indicam que o algoritmo proposto fornece 100% de proteção para falhas individuais sob baixa sobrecarga.*

## Introdução

Estima-se que nos próximos dez anos o acesso de usuários finais irá crescer de 100 Mb/s para 1 GB/s, motivado por inovações tecnológicas das fibras ópticas de alta capacidade para o segmento de acesso. Em consequência a esses avanços, o núcleo da rede deverá comutar a 1 Tb/s [Tomkos et al. 2013]. O problema é que uma fibra de único núcleo, fibra amplamente utilizada nas redes ópticas existentes, possui capacidade física limitada e há uma tendência dessa capacidade não ser suficiente em um futuro próximo [Essiambre et al. 2010].

A rede óptica elástica (EON) com multiplexação por divisão de espaço (SDM) sobre fibra multi-núcleo (MCF) é uma solução promissora para superar as demandas heterogêneas de banda passante das aplicações. A capacidade de se alocar flexivelmente

o espectro, permitirá que estas redes lidem com demandas de tráfego com requisitos de banda variando de sub-comprimento de onda a super-comprimento de onda. Além disso, a adoção de SDM irá proporcionar as redes maior capacidade e eficiência espectral.

O uso de múltiplos núcleos nas fibras é uma forma eficiente de concepção e fabricação para utilização de SDM. A adoção destas fibras ópticas suportando SDM aumenta a capacidade das fibras por um fator igual ao número de cores espaciais na fibra.

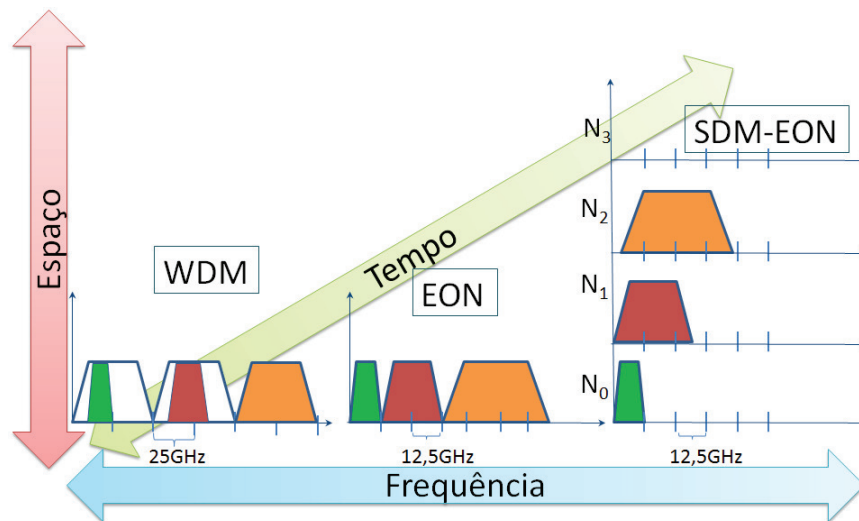


Figura 1. Três possibilidades diferentes para provisionamento de recursos.

A Figura 1 ilustra uma rede óptica com multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM), uma rede óptica elástica convencional (EON) e uma rede óptica elástica utilizando multiplexação espacial (SDM-EON). Na figura, para rede SDM-EON, assume-se que existe um sistema SDM com quatro núcleos. A rede WDM tem menor capacidade de tráfego que a rede EON. Em redes WDM, um comprimento de onda pode acomodar demandas de diferentes tamanhos, subutilizando a largura de banda disponível. Em uma rede óptica elástica, considerando-se uma modulação de 4 bits por símbolo e a tecnologia SDM, para uma conexão de 1 Tb/s entre dois nós, a flexibilidade proporcionada pelo uso de três dimensões (temporal, espectral e espacial) permite que esta conexão seja estabelecida criando um supercanal que se estende pelos quatro núcleos com cinco *slots* espectrais de 12,5 GHz em cada núcleo.

Além dos efeitos físicos presentes em EON (acumulação de ruído óptico, mistura de quatro ondas), a dimensão espacial pode introduzir uma quantidade significativa de interferência de banda, devido ao modo de acoplamento e *crosstalk* (XT) nos elementos MUX/DEMUX espaciais distribuídas ao longo dos enlaces de fibra. Uma questão a ser considerada na criação de rotas em redes ópticas com multiplexação espacial é o *crosstalk* entre núcleos. *Crosstalk* entre núcleos acontece quando sinais se propagam no mesmo espectro em núcleos adjacentes em fibras multi-núcleo (MCF).

Apesar da capacidade de sobrevivência ser de suma importância em redes que transportam uma grande quantidade de tráfego, a maioria dos estudos sobre EONs não considera proteção dessas redes. As redes ópticas elásticas com multiplexação por divisão

de espaço (SDM) sobre fibra multi-núcleo possuirá maior capacidade de banda que as redes com apenas um canal, havendo uma maior necessidade de proteção.

A vulnerabilidade de redes ópticas tem motivado o desenvolvimento de diferentes esquemas de proteção e restauração. O *p-cycle* é uma dessas técnicas de proteção, que tem sido intensivamente investigado nos últimos anos devido às suas vantagens. O *p-cycle* é um esquema de proteção em que a capacidade reservada é pre-conectada e forma estruturas em anel para proteção de redes em malha [Asthana et al. 2010]. *p-Cycles* fornecem proteção semelhante a proteção fornecida por *Bidirectional Line Switched Ring*, que é considerado uma generalização do esquema de proteção 1:1, ou seja, um anel protegendo um ciclo. A diferença fundamental entre *p-cycle* e proteção em anel é a proteção de enlaces transzonais, que são enlaces que não estão no anel (ciclo) e cujos os dois nós finais estão no ciclo. Um caso especial de *p-cycle* é o *p-cycle* FIPP (caminho de proteção independente de falhas). *p-Cycle* FIPP é uma extensão do conceito de *p-cycle* que permite que falhas não sejam necessariamente limitadas a um enlace ou segmento de caminho imediatamente adjacente aos nós finais. FIPPs proporcionam a vantagem da detecção de falha ser independente de sua localização, diz-se, então, que é “independente de falha”. Tal propriedade é vantajosa quando a localização da falha é lenta ou difícil, como em redes transparentes e translúcidas. Adicionalmente, um *p-Cycle* FIPP é capaz de fornecer a velocidade de restauração rápida mantendo a eficiência de espectro [Kodian and Grover 2005].

Os algoritmos tradicionais de proteção levam a uma rápida saturação dos enlaces de rede, o que motiva a concepção de novos algoritmos, especialmente aqueles que empregam interferência mínima para promover utilização equilibrada dos recursos. Algoritmos de interferência mínima geram conexões que interferem menos com pedidos de entrada para estabelecimento de conexão [Figueiredo et al. 2004, Figueiredo et al. 2006]. Ao proteger um caminho em falha, *p-cycles* podem sobrecarregar enlaces, uma vez que, o *p-cycle* pode usar os mesmos enlaces que os caminhos primários. A idéia é gerar *p-cycle* transzonal ao caminho primário, impedindo *p-cycles* e caminhos de usarem os mesmos enlaces, portanto, minimizando a rejeição de requisições futuras.

O problema de roteamento e alocação de espectro (RSA) é um problema fundamental no projeto de redes EONs. O problema de Roteamento, Nível de Modulação e Atribuição de Espectro (RMLSA) inclui a escolha entre os diferentes formatos de modulação. Os de algoritmos RMLSA atribuem slots contínuos e contíguos em todos os enlaces do caminho selecionado, além de escolher um nível modulação adequado. A utilização de diferentes formatos de modulação pode obter velocidades de transmissão elevadas. No entanto, a transmissão de um número elevado de bits por símbolo depende da qualidade de transmissão (Qot), que por sua vez sofre grande influência do comprimento do caminho, uma vez que a distância afeta a capacidade do receptor de decodificar o sinal recebido [Moura et al. 2015]. A combinação de SDM e formatos de modulação permite uma ganho na utilização do espectro, o que diminui o bloqueio das requisições. Esse problema é chamado Roteamento, Nível de Modulação, Núcleo e Alocação do Espectro (RMLCSA).

Apesar de outros trabalhos tratarem de proteção em redes óptica elásticas, nenhum dos trabalhos na literatura empregam modulação adaptativa, *p-cycle* e interferência mínima para proteção de caminhos em redes óptica com multiplexação espacial. Este artigo introduz o algoritmo Modulation, Minimum Interference and Failure-

independent path protecting for MultiCore network(MMIFMC) para prover proteção para redes ópticas elásticas com multiplexação espacial. O algoritmo decide sobre caminhos de proteção, utilizando *p-Cycle* FIPP, interferência mínima e diferente formatos de modulação. O algoritmo MMIFMC prioriza o uso de *p-cycles* transzonais, gera interferência mínima e reduz o número de bloqueio de conexões. Resultados mostram que o algoritmo provê proteção de caminho sem aumentar significativamente bloqueio de requisições para estabelecimento de conexões.

Este artigo está organizado da seguinte forma. A seção 2 apresenta os formatos de modulação utilizados. A seção 3 revisa trabalhos relacionados. A seção 4 introduz o algoritmo MMIFMC. A seção 5 avalia o desempenho do algoritmo proposto e a seção 6 conclui o artigo.

### Formatos de Modulação

Em redes ópticas elásticas, seleciona-se o formato de modulação a ser utilizado nos caminhos considerando-se a distância entre os nós de origem e destino. A transmissão adaptativa à distância (DAT), escolhe o formato de modulação considerando apenas a distância de transmissão [Costa et al. 2016, Costa and Drummond 2016]. Neste método, o formato de modulação mais eficiente, do ponto de vista espectral, é selecionado de forma que o comprimento do caminho não exceda o alcance da transmissão.

Neste trabalho, utilizou-se formatos de modulação conforme tabela 1, que mostra a capacidade dos slots de acordo com o formato de modulação [Vizcaíno et al. 2012]. O formato de modulação depende da distância entre os nós de origem e destino.

**Tabela 1. Características de Modulação**

Formato de Modulação	Bits por Símbolo	Capacidade do Slot (Gb/s)	Distancia Máxima (km)
64QAM	6	75	125
32QAM	5	62.5	250
16QAM	4	50	500
8QAM	3	37.5	1000
QPSK	2	25	2000
BPSK	1	12.5	4000

### Trabalhos Relacionados

Algoritmos de roteamento e alocação de núcleo e espectro (RSCA) para redes ópticas elásticas com multiplexação espacial têm sido propostos recentemente na literatura [Muhammad et al. 2014], [Tode and Hirota 2014], [Fujii et al. 2014], [Zhang et al. 2012] e [Klonidis et al. 2015]. No entanto, somente em [Oliveira and Da Fonseca 2016a] e [Oliveira and Da Fonseca 2016b] estudos relacionados à proteção em redes ópticas elásticas com multiplexação espacial são considerados. Além disso, nenhum dos trabalhos mencionados inclui a escolha da modulação na definição de rotas e alocação do espectro.

Em [Oliveira and Fonseca 2016], apresenta-se um algoritmo para fornecer proteção de caminho através do emprego de *p-cycle* de caminho, agregação de tráfego

e sobreposição de espectro em redes ópticas elásticas. No entanto, multiplexação espacial, mínima interferência e modulação não são empregados.

Em [Moura et al. 2015], propõe-se um algoritmo de roteamento, nível de modulação e atribuição de espectro para redes ópticas elásticas convencionais considerando o consumo de energia do caminho primário.

Os autores em [Jinno et al. 2010] propuseram uma solução de roteamento, nível de modulação e atribuição de espectro usando  $K$  caminhos mais curtos para calcular rotas e uma política para alocar espectro usando o menor slot inicial disponível no espectro. A modulação é escolhida com base no comprimento dos caminhos, de forma que utilize uma faixa menor do espectro e possa ser decodificada com êxito no destino.

Os autores em [Chen et al. 2015] avaliaram a eficiência espectral do  $p$ -cycle FIPP em redes ópticas elásticas convencionais juntamente com modulação adaptativa. Foram utilizados cenários estáticos e dinâmicos para avaliação do esquema.

Em [Tode and Hirota 2014], o problema de RSCA é dividido em problema de roteamento e SCA e introduz um método de pré-computação de  $k$ -caminhos como uma solução de roteamento.

Os autores em [Muhammad et al. 2014] desenvolveram uma formulação de programação linear inteira (ILP) para o problema de planejamento de rede RSCA, priorizando a eficiência espectral nos núcleos da rede óptica elástica 3D. Eles utilizaram 7 núcleos por fibra em suas simulações.

Dentre todos os trabalhos encontrados, nenhum trata de proteção de redes ópticas elásticas com multiplexação espacial e utilizando diferentes formatos de modulação.

## O Algoritmo MMIFMC

O algoritmo introduzido nesta subseção, chamado *Modulation, Minimum Interference and Failure-independent path protecting for MultiCore networks* (MMIFMC) decide sobre a provisão de proteção dos caminhos ópticos através do uso de  $p$ -cycles FIPP.  $p$ -Cycles FIPP baseiam-se em diferentes caminhos primário e de *backup*, e apresentam a vantagem de que a detecção de falha é independente da localização da falha. Tal propriedade é vantajosa quando a localização da falha é lenta ou difícil, como em redes transparentes ou translúcidas. O algoritmo MMIFMC decide sobre a criação de caminhos ópticos em uma rede óptica elástica SDM protegida por  $p$ -cycle FIPP e é apresentado no Algoritmo 1. Neste estudo, um caminho óptico é estabelecido se e somente se ele pode ser protegido por um  $p$ -cycle.

O algoritmo MMIFMC 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 usam os mesmos enlaces do caminho primário. Por outro lado, o  $p$ -cycle que protege caminhos transzonais tendem a reservar mais recursos, pois tem um maior número de saltos. Os  $p$ -cycles que protegem caminhos no ciclo utilizam menos recursos da rede do que  $p$ -cycle que protegem caminhos transzonais, por outro lado, 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 potenciais caminhos; é necessário adotar uma abordagem de interferência mínima para evitar o bloqueio de requisições.

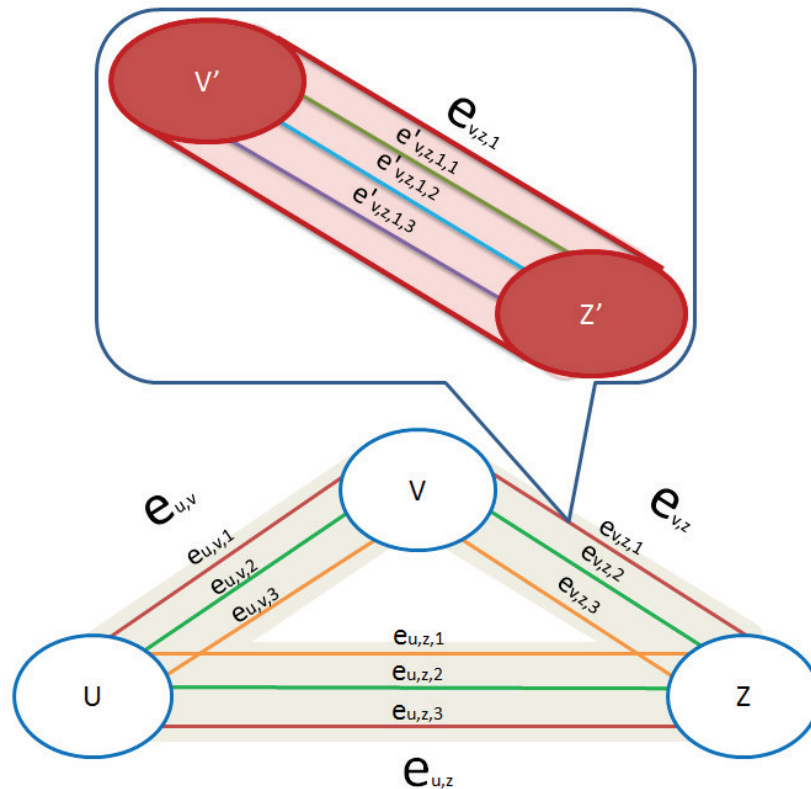


Figura 2. Multigrafo

Os modelos de algoritmo proposto consideram a disponibilidade de espectro na rede, como um multigrafo marcado (Figura 2).

A seguinte notação matemática será usada neste algoritmo:

$s$ : nó fonte;

$d$ : nó destino;

$b$ : demanda de largura de banda;

$r(s, d, b)$ : requisição do nó  $s$  para o nó  $d$  com demanda  $b$  em slots;

$N$ : número do conjunto de slots entre dois nós;

$M$ : número de possíveis níveis de modulação variando de acordo com a tabela 1;

$b_m$ : relação entre a requisição  $b$  e a taxa de nível de modulação  $m$ , multiplicado pela capacidade do slot, que é dado pelo número de slots necessário para alocar  $b$  usando a modulação  $m$  [Moura et al. 2015];

$C$ : número do conjunto de núcleos entre dois nós;

$G = (V, E, W)$ : multigrafo marcado composto por um conjunto de nós  $V$ , um conjunto de arestas  $E$  e um conjunto de pesos de arestas  $W$ ,  $|E| = C \cdot N \cdot |V|$ . As arestas conectando dois vértices de  $G$  representam  $N$  slots nos enlaces e  $C$  núcleos, conectando

dois nós na rede;

$E = \{e_{u,v,n}\}$ : conjunto de  $n$  arestas;

$e_{u,v,n}$ : A  $n$ -ésima aresta conectando  $u$  e  $v$ ;

$e'_{u,v,n,j}$ : onde  $j$  será um canal escolhido para obter o menor *crosstalk*, baseado nos slots vizinhos.

$w(e_{u,v,n})$ : peso da aresta  $e_{u,v,n}$ ;

$w(e_{u,v,n}) = 1$  se o  $n$ -ésimo slot no enlace conectando os nós  $u$  e  $v$  estão livres e  $w(e_{u,v,n}) = \infty$  se o slot já estiver alocado;

$W = \{w(e_{u,v,n})\}$ : conjunto de pesos das arestas;

$\tilde{G}_{n,b} = (\tilde{V}, \tilde{E}, \tilde{W})$ : o  $n$ -ésimo grafo marcado tal que  $\tilde{E}$  é o conjunto de arestas conectando  $\{\tilde{u}, \tilde{v}\} \in \tilde{V}$  e  $\tilde{W}$  é o conjunto de custos associados a  $\tilde{E}$ . A aresta  $\tilde{E}$  corresponde ao mapeamento de  $b$  aresta 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  $\tilde{v}$ ;

$\tilde{e}_{u,v} = \{e_{u,v,n}\} \in E$  é uma sequência tal que  $e_{u,v,n}$  é a menor aresta ordenada,  $e_{u,v,n+b}$  é a maior aresta ordenada  $|\tilde{e}_{u,v}| = b$ ;

$\tilde{w}_n(\tilde{e}_{u,v})$ : peso da aresta  $\tilde{e}_{u,v}$ ;

$\tilde{W}_n = \{\tilde{w}_n(\tilde{e}_{u,v})\}$ : conjunto de pesos das arestas;

$P_n$ : sequência de  $\tilde{G}_n$  tal que o nó fonte  $s$  é o menor nó ordenado e  $d$  é o maior nó ordenado;

$W(\tilde{P}_n)$ :  $\sum_{\tilde{e}_{u,v} \in \{\tilde{P}_n\}} \tilde{e}_{u,v}$ : o peso do caminho  $\tilde{P}_n$  é a soma dos pesos de todas as arestas na sequência;

$W_{P_{s,d}}$  = 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  $v$  and arestas correspondentes ao mapeamento de  $b$  arestas do multigrafo  $G$ ;

$\tilde{T}$ : conjunto de todos os  $p$ -cycles ativos;

$T_n$ : sequência de  $\tilde{G}_n$  tal que o nó fonte  $s$  é o menor nó ordenado e  $d$  é o maior nó ordenado;

$W(\tilde{T}_n)$ :  $\sum_{\tilde{e}_{u,v} \in \{\tilde{T}_n\}} \tilde{e}_{u,v}$ : o peso do  $p$ -cycle  $\tilde{T}_n$  (a soma dos pesos de todas as arestas da sequência);

$W_{T_{s,d}}$  = peso do  $p$ -cycle que protegerá o caminho entre  $s$  e  $d$ ;

Neste algoritmo, a linha 1 estabelece o conjunto de arestas que serão mapeados para  $\tilde{G}_{n,b_m}$  arestas. A linha 2 estabelece todo o conjunto de modulações que será testado. A linha 3 resolve um algoritmo de caminho mais curto para o grafo  $\tilde{G}_{n,b_m}$  e fornece o

**Algorithm 1** MMIFMC

---

```

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

```

---



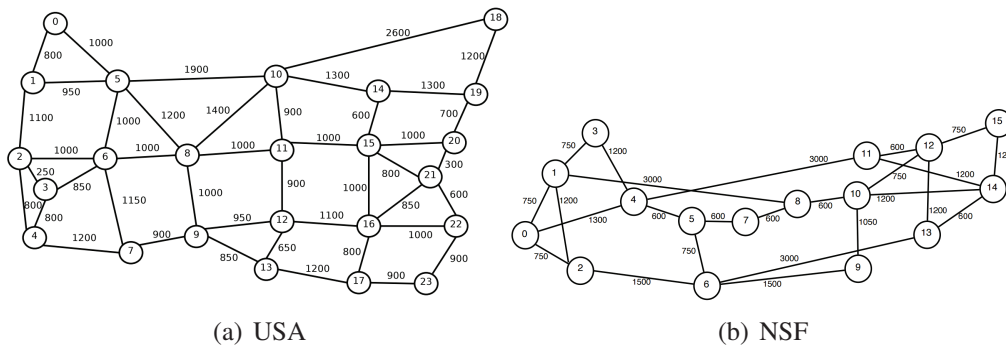


Figura 3. Topologias

caminho e o custo dele. Se o peso do caminho mais curto é  $\infty$ , não foi possível encontrar um caminho sob a restrição de contiguidade para a demanda  $b$  com a alocação começando com o  $n$ -ésimo *slot*. A linha 4 seleciona o caminho entre os  $C \cdot (N - b + 1)$  caminhos mais curtos que tem o menor peso em conjunto com os respectivos núcleos selecionados. No caso em que o peso do caminho mais curto é  $\infty$  (linha 5), não existe um caminho na rede que atenda a requisição de  $b$  slots. Portanto, a requisição é bloqueada (Linha 6). Caso contrário, um  $p$ -cycle para proteger o caminho óptico é pesquisado (linha 8). Caso exista um  $p$ -cycle, o caminho óptico é estabelecido (linha 9) e as arestas correspondentes no multigrafo  $G$  têm o seu peso alterado para  $\infty$  (linha 10), o que significa que os slots foram alocados para o caminho óptico recém-criada. Caso contrário, um  $p$ -cycle com mínima interferência para proteger o caminho óptico deve ser criado. A linha 12 busca uma modulação pra o  $p$ -cycle que será criado para proteger o caminho. Para evitar gargalos na rede e adotando o conceito de mínima interferência, o algoritmo tenta criar um  $p$ -cycle transzonal ao caminho (Linha 13). Caso nenhum  $p$ -cycle transzonal possa ser criado para proteger o caminho óptico, então o algoritmo tenta criar o menor caminho (Linha 17). Caso nenhum  $p$ -cycle possa ser criado a requisição é bloqueada (Linha 20). Se o  $p$ -cycle for criado (Linhas 23), o  $p$ -cycle e o caminho são estabelecidos para satisfazer o pedido e as arestas correspondentes no multigrafo  $G$  tenham o seu peso alterado para  $\infty$  (Linha 25 e 26), o que significa que os slots foram alocados para o caminho óptico recém-criado.

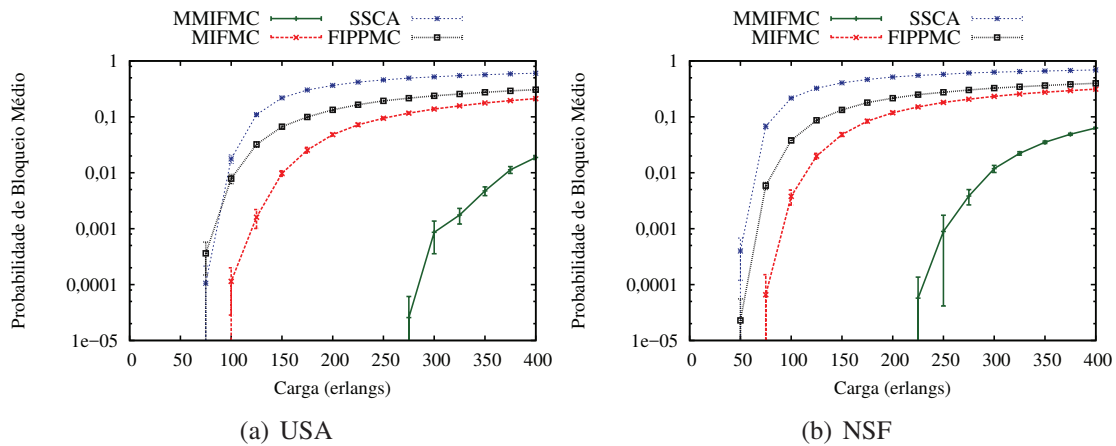
### Avaliação de Desempenho

Para avaliar o desempenho do Algoritmo 1, experimentos de simulação foram realizados utilizando o simulador FlexGridSim [Moura and Drummond]. Em cada simulação, 100.000 requisições foram geradas e utilizou-se o método de replicação independente e adotou-se nível de confiança de 95% para os intervalos de confiança. As topologias NSF (Figura 3(b)) com 16 nós e 25 enlaces bidirecionais e USA (Figura 3(a)) com 24 nós e 43 enlaces bidirecionais foram empregadas, as figuras mostram as respectivas distancias entre os nós. O espectro foi dividido em 240 slots de espectro e as fibras simulada possuem 7 núcleos. A carga foi variada entre 25 e 400 erlangs em intervalos de 25 erlangs.

As métricas utilizadas na comparação são relação de bloqueio de banda, relação de crosstalk por slot, número médio de saltos do caminho primário e número médio de saltos do caminho de backup.

Nas figuras, as curvas rotuladas como FIPPMC mostram os resultados para as redes que utilizam o algoritmo FIPPMC [Oliveira and Da Fonseca 2016a], as curvas ro-

tuladas como MIFMC mostram os resultados para as redes que utilizam o algoritmo Minimum Interference and Failure-independent path protecting for MultiCore networks (MIFMC) [Oliveira and Da Fonseca 2016b], as curvas rotuladas como SSCA encontra o caminho primário através do algoritmo proposto em [Tode and Hirota 2014], utilizando  $k = 3$  e o caminho de proteção adicionando a capacidade de compartilhamento ao mesmo algoritmo, enquanto as curvas rotuladas como MMIFMC mostram os resultados para as redes que utilizam o algoritmo MMIFMC.



**Figura 4. Bloqueio de banda em função da carga da rede**

As Figuras 4(a) e 4(b) mostram a probabilidade de bloqueio (*Bandwidth Blocking Ratio*) para a topologia USA e NSF, respectivamente.

Para a topologia USA (Figura 4(a)), devido à alta conectividade da topologia USA não há bloqueio até 75 erlangs. Enquanto os algoritmos FIPPMC e SSCA iniciam o bloqueio sob carga de 75 erlangs. O algoritmo MIFMC inicia o bloqueio sob cargas de 100 erlangs e o algoritmo MMIFMC inicia o bloqueio somente sob cargas 275 erlangs, isto ocorre devido à propriedade de modulação adaptativa que o algoritmo possui, garantindo melhor utilização do espectro. Sob cargas de 125 erlangs, o algoritmo MIFMC possui probabilidade de bloqueio uma ordem de magnitude menor que o FIPPMC e quase duas ordens de magnitude menor que o SSCA, enquanto que o algoritmo MMIFMC que utiliza modulação adaptativa não produz bloqueio. Sob cargas de 250 erlangs, o algoritmo MMIFMC possui probabilidade de bloqueio muito baixa, enquanto que os algoritmos FIPPMC, SSCA e MIFMC esgota os recursos da rede.

Para a topologia NSF (Figura 4(b)), os algoritmos FIPPMC e SSCA iniciam o bloqueio sob cargas de 50 erlangs, isso acontece devido a baixa conectividade da topologia. Enquanto os algoritmos FIPPMC e SSCA iniciam o bloqueio sob cargas de 50 erlangs, o algoritmo MIFMC inicia o bloqueio sob cargas de 75 erlangs e o algoritmo MMIFMC inicia o bloqueio somente sob cargas 225 erlangs, isto ocorre devido à propriedade de modulação adaptativa que o algoritmo possui, garantindo melhor utilização do espectro. Sob cargas de 75 erlangs, o algoritmo MIFMC possui probabilidade de bloqueio quase duas ordens de magnitude menor que o FIPPMC e quase quatro ordens de magnitude menor que o SSCA, enquanto que o algoritmo MMIFMC que utiliza modulação adaptativa não produz bloqueio. Sob cargas de 225 erlangs, o algoritmo MMIFMC produz probabilidade de bloqueio muito baixa, enquanto que os algoritmos FIPPMC, SSCA e MIFMC

esgota os recursos da rede.

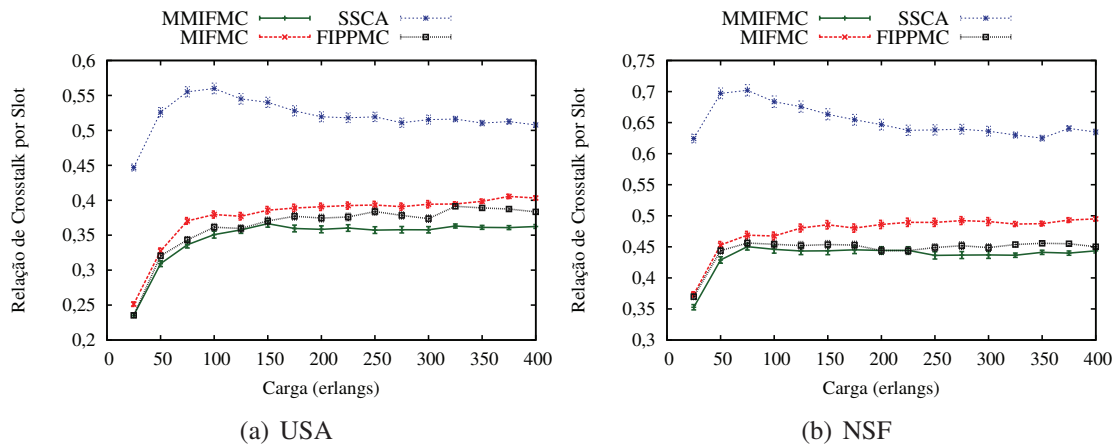


Figura 5. Relação de crosstalk por slot

As Figuras 5(a) e 5(b) representam a relação de *crosstalk* por slot em função da carga da rede para as topologia USA e NSF, respectivamente. O valor de *crosstalk* para cada slot de espectro é definido como a razão entre o índice de *crosstalk* atual e o valor máximo do índice *crosstalk*. A relação de *crosstalk* por slot é definida pelo valor médio entre todos os slots de espectro da rede.

Para a topologia USA (Figura 5(a)), a relação de *crosstalk* gerado pelo algoritmo SSCA inicia em 0,44 e aumenta até 0,55. Por sua vez, os algoritmos MMIFMC, FIPPMC e MIFMC possuem comportamento similar, variando entre 0,23 e aumentando até 0,41.

Para a topologia NSF (Figura 5(b)), a relação de *crosstalk* gerado pelo algoritmo SSCA inicia em 0,62 e aumenta até 0,71. Como na topologia USA, os algoritmos MMIFMC, FIPPMC e MIFMC possuem comportamento similar, variando entre 0,35 e aumentando até 0,50.

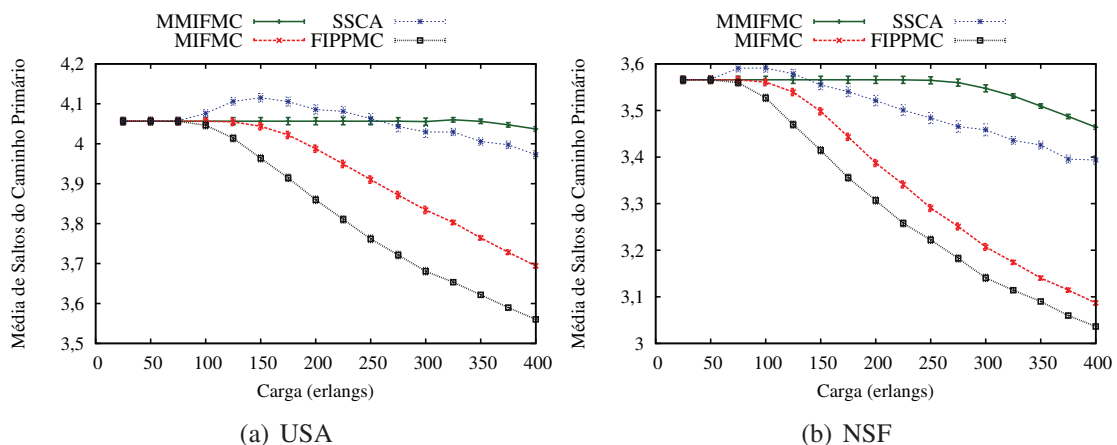


Figura 6. Número médio de saltos do caminho primário

As Figuras 6(a) e 6(b) mostram o número médio de saltos para o caminho primário para as topologia USA e NSF, respectivamente. Para ambas as topologias o algoritmo

MMIFMC possuem um número médio de salto constante, principalmente para cargas baixas.

Para a topologia USA (Figura 6(a)), nota-se que com o aumento da carga, os algoritmos MIFMC e FIPPMC diminuem o número médio de saltos no caminho primário, indicando a diminuição da disponibilidade dos enlaces que causam um maior bloqueio. Por sua vez, os algoritmos SSCA aumenta o número médio de saltos entre 100 e 250 erlangs demonstrando que a rede possui recursos ociosos, apesar do alto bloqueio.

Para a topologia NSF (Figura 6(b)), que possui baixa conectividade, similarmente a topologia USA, nota-se que com o aumento da carga, os algoritmos MIFMC e FIPPMC diminuem o número médio de saltos no caminho primário, indicando a diminuição da disponibilidade dos enlaces o que causa maior bloqueio. Por sua vez, os algoritmos SSCA aumenta o número médio de saltos entre 75 e 125 erlangs demonstrando que a rede possui recursos ociosos, apesar do alto bloqueio.

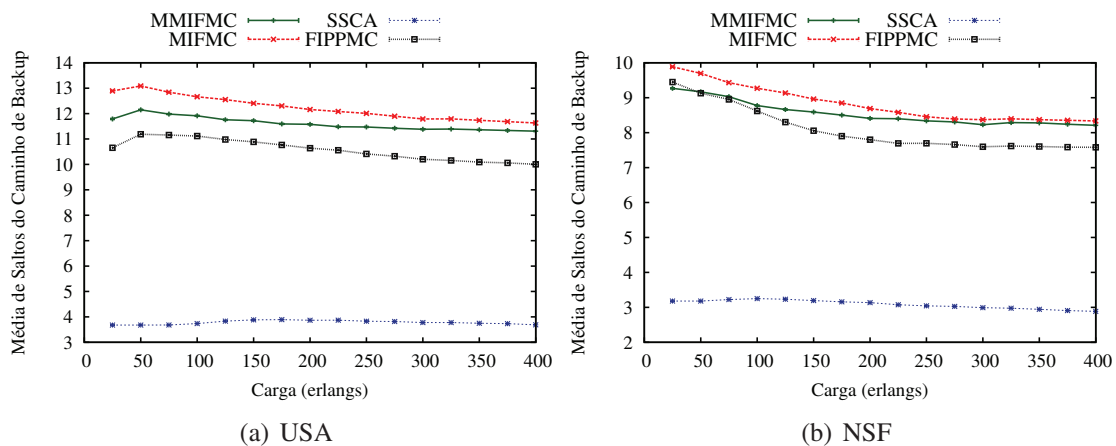


Figura 7. Número médio de saltos do caminho de backup

As Figuras 7(a) e 7(b) comparam o número médio de saltos para o caminho de backup nas topologia USA e NSF, respectivamente.

Para a topologia USA (Figura 7(a)), a necessidade de criação de anéis virtuais para proteção nos algoritmos FIPPMC, MIFMC e MMIFMC geram caminhos com até quatro vezes mais saltos que os algoritmos SSCA. Como  $p$ -cycles FIPP permitem ser compartilhados entre qualquer nó presente no  $p$ -cycle, o alto número de saltos não gera sobrecarga na rede e nem aumento do bloqueio da rede.

Para a topologia NSF (Figura 7(b)), similarmente a topologia USA, os algoritmos FIPPMC, MIFMC e MMIFMC geram caminhos com número de saltos três vezes maior do que os produzidos pelo algoritmo SSCA. A diferença no número de saltos nas topologias USA e NSF para os algoritmos FIPPMC, MIFMC e MMIFMC é devido à menor conectividade da rede. Em ambas as topologias, apesar dos algoritmos que utilizam  $p$ -cycle necessitarem de um caminho maior, a alta capacidade de compartilhamento consegue prover proteção para um maior número de caminhos, diferentemente das outras soluções, o que não aumenta a probabilidade de bloqueio.

## Conclusão

Este artigo introduziu um algoritmo para suportar o estabelecimento de caminhos ópticos em redes ópticas elásticas com multiplexação espacial protegidas por p-cycle utilizando modulação adaptativa e interferência mínima. O algoritmo foi avaliado para diferentes topologias e cargas. O algoritmo desenvolvido produz menor probabilidade de bloqueio que os outros algoritmos existentes na literatura. Os resultados indicam que o algoritmo proposto pode fornecer proteção pré-configurada eficientemente para redes ópticas elásticas com multiplexação espacial. O algoritmo MMIFMC tem menor média de bloqueio em topologias com alta conectividade. O grau médio do nó na topologia de rede tem grande influência na relação de bloqueio de largura de banda e no comprimento de caminhos estabelecidos. A técnica p-cycle realiza restauração rápida para redes em malha. O uso de interferência mínima na criação do p-cycle, distribui melhor a carga na rede. Além disso, a utilização de modulação adaptativa, possibilita uma melhor utilização dos recursos da rede.

## Agradecimento

O presente trabalho foi realizado com apoio do CNPq, Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico - Brasil, processo número 165446/2015-3 e INCT Fotonicom.

## Referências

- Asthana, R., Singh, Y., and Grover, W. (2010). p-cycles: An overview. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 12(1):97–111.
- Chen, X., Zhu, S., Jiang, L., and Zhu, Z. (2015). On spectrum efficient failure-independent path protection p-cycle design in elastic optical networks. *Lightwave Technology Journal of*, 33(17):3719–3729.
- Costa, L. R. and Drummond, A. C. (2016). New distance-adaptive modulation scheme for elastic optical networks. *IEEE Communications Letters*, PP(99):1–1.
- Costa, L. R., Ramos, G. N., and Drummond, A. C. (2016). Leveraging adaptive modulation with multi-hop routing in elastic optical networks. *Computer Networks*, 105:124–137.
- Essiambre, R., Kramer, G., Winzer, P., Foschini, G., and Goebel, B. (2010). Capacity limits of optical fiber networks. *Lightwave Technology, Journal of*, 28(4):662–701.
- Figueiredo, G. B., da Fonseca, N. L., and Monteiro, J. A. (2006). A minimum interference routing algorithm with reduced computational complexity. *Computer Networks*, 50(11):1710–1732.
- Figueiredo, G. B., da Fonseca, N. L. S., and Monteiro, J. A. S. (2004). A minimum interference routing algorithm. In *2004 IEEE International Conference on Communications (IEEE Cat. No.04CH37577)*, volume 4, pages 1942–1947 Vol.4.
- Fujii, S., Hirota, Y., Tode, H., and Murakami, K. (2014). On-demand spectrum and core allocation for reducing crosstalk in multicore fibers in elastic optical networks. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, 6(12):1059–1071.

- Jinno, M., Kozicki, B., Takara, H., Watanabe, A., Sone, Y., Tanaka, T., and Hirano, A. (2010). Distance-adaptive spectrum resource allocation in spectrum-sliced elastic optical path network [topics in optical communications]. *IEEE Communications Magazine*, 48(8):138–145.
- Klonidis, D., Zakyntinos, P., and Tomkos, I. (2015). Opportunities and challenges in the network planning of spatially and spectrally elastic optical networks. In *Transparent Optical Networks (ICTON), 2015 17th International Conference on*, pages 1–4.
- Kodian, A. and Grover, W. (Oct. 2005). Failure-independent path-protecting pycles: efficient and simple fully preconnected optimal-path protection. *IEEE, J. Lightwave Technol.*, 23:3241–3259.
- Moura, P. M. and Drummond, A. C. FlexGridSim: Flexible Grid Optical Network Simulator. <http://www.lrc.ic.unicamp.br/FlexGridSim/>.
- Moura, P. M., Scaraficci, R. A., and d. Fonseca, N. L. S. (2015). Algorithm for energy efficient routing, modulation and spectrum assignment. In *2015 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 5961–5966.
- Muhammad, A., Zervas, G., Simeonidou, D., and Forchheimer, R. (2014). Routing, spectrum and core allocation in flexgrid sdm networks with multi-core fibers. In *Optical Network Design and Modeling, 2014 International Conference on*, pages 192–197.
- Oliveira, H. and Fonseca, N. (2016). Proteção de redes Ópticas elásticas baseada em agregação de tráfego, sobreposição de espectro e p-cycle fipp. In *SBRC 2016*, Salvador, Bahia.
- Oliveira, H. M. N. S. and Da Fonseca, N. L. S. (2016a). Algorithm for protection of space division multiplexing elastic optical networks. In *Global Communications Conference (GLOBECOM), 2016 IEEE*. IEEE.
- Oliveira, H. M. N. S. and Da Fonseca, N. L. S. (2016b). The minimum interference p-cycle algorithm for protection of space division multiplexing elastic optical networks. In *Latin-American Conference on Communications (Latincom), 2016 IEEE*. IEEE.
- Tode, H. and Hirota, Y. (2014). Routing, spectrum and core assignment for space division multiplexing elastic optical networks. In *Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (Networks), 2014 16th International*, pages 1–7.
- Tomkos, I., Zakyntinos, P., Klonidis, D., Marom, D., Sygletos, S., Ellis, A., Salvadori, E., Siracusa, D., Angelou, M., Papastergiou, G., Psaila, N., Ferran, J. F., Ben-Ezra, S., Jimenez, F., and Fernández-Palacios, J. P. (2013). Spatial-spectral flexible optical networking: enabling switching solutions for a simplified and efficient sdm network platform. *Proc. SPIE*, 9009.
- Vizcaíno, J. L., Ye, Y., and Monroy, I. T. (2012). Energy efficiency analysis for flexible-grid ofdm-based optical networks. *Computer Networks*, 56(10):2400 – 2419. Green communication networks.
- Zhang, Y., Yan, L., Wang, H., and Gu, W. (2012). Routing, wavelength and mode assignment algorithm for space division multiplexing transmission network. In *Instrumentation, Measurement, Computer, Communication and Control (IMCCC), 2012 Second International Conference on*, pages 1383–1385.