

Proteção de Redes Ópticas Elásticas Baseada em Agregação de Tráfego, Sobreposição de Espectro e p-Cycle FIPP

Helder M. N. da S. Oliveira¹, Nelson L. S. da Fonseca¹

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

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

Abstract. *In recent years, the technology of elastic optical networks has emerged as a solution for dealing with the diversity of bandwidth demands of network applications. Therefore, protection techniques have been developed to cope with failures. Among these techniques, p-cycle is a very attractive one since it provides ring-like speed of restoration in mesh topologies. This paper presents a new algorithm to provide path protection using p-cycle path, traffic grooming and overlap spectrum in Flexgrid networks. The proposed algorithm is compared to others in the literature. Results indicate that the our algorithm can provide up to 40% less blocking do existing ones.*

Resumo. *Nos últimos anos, a tecnologia de redes ópticas elásticas tem emergido como uma solução para lidar com a diversidade de requisições de largura de banda das aplicações em rede. No entanto, falhas em enlaces e nós causam perdas maciça de dados, mesmo que por curtos períodos. Portanto, técnicas de proteção têm sido desenvolvidas para lidar com falhas. Entre essas técnicas, p-cycle é muito atraente, uma vez que a capacidade reservada é pré-conectada e que forma estruturas em anel para proteção de redes em malha. Este artigo apresenta um novo 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. O algoritmo proposto é comparado com outros algoritmos existentes na literatura. Os resultados indicam que o algoritmo proposto gera até 40 % menos bloqueio que os outros algoritmos na literatura.*

1. Introdução

O conceito de redes flexíveis, também chamadas redes ópticas elásticas (EONs), foi introduzido em [Jinno et al. 2009]. Nessas redes, o espectro da fibra é tratado como um recurso “contínuo”, uma vez que a granularidade de alocação do espectro é fina. Tal alocação difere da alocação grossa adotada nas redes *wavelength division multiplexing* (WDM) possibilitando, assim, uma utilização mais eficiente do espectro. O espectro é dividido em um conjunto de slots tipicamente de 6,25 GHz ou de 12,5 GHz. Caminhos ópticos podem ser alocados em intervalos “contínuo” de frequência e alocações “contínuas” de espectro devem ser separadas por uma banda de guarda, denominada de *Filter Guard Band* (FGB). A introdução dessa nova forma de alocação de espectro demanda novos algoritmos de roteamento, gerenciamento, agrupamento de tráfego, restauração e proteção.

Dada a enorme capacidade das fibras óptica, qualquer interrupção implica em enorme perda de dados. Essa vulnerabilidade 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 [Asthana et al. 2010] [Schupke 2006] devido às suas vantagens. O *p-cycle* combina as propriedades de velocidade de recuperação em anel com a eficiência das redes em malha restauráveis. Um tipo de *p-cycle* de especial interesse é o *p-cycle* de caminhos independentes de falhas (FIPP) que fornecem caminhos de proteção de redes ópticas totalmente pré-conectados.

A sobreposição de espectro é uma técnica em que dois caminhos ópticos de backup podem utilizar os mesmos enlaces e o mesmo espectro, desde que os caminhos de trabalho das duas conexões sejam enlaces fisicamente disjuntos [Liu et al. 2013]. A sobreposição de espectro permite um ganho significativo na utilização de espectro, o que leva a um menor bloqueio de conexões. A sobreposição do espectro é possível devido a propriedade de elasticidade dos transponders que permite a expansão e contração dos caminhos ópticos. Assim, quando uma falha ocorre na rede, caminhos ópticos que transportam fluxos de backup podem ser ajustados para as taxas apropriadas de modo que os espectros sobrepostos possam ser utilizados por apenas um dos caminhos de backup.

Este artigo introduz um algoritmo chamado FIPPSH-Flex para prover proteção para redes ópticas elásticas. O algoritmo forma caminhos de proteção, utilizando-se da técnica *p-cycle* FIPP, sobreposição de espectro e agregação de tráfego. O algoritmo FIPPSH-Flex estende o algoritmo FIPP-Flex, [Oliveira and da Fonseca 2014] para utilizar a técnica de sobreposição do espectro nos caminhos ópticos de backup (*p-cycles*). A combinação da técnica de sobreposição de espectro, agregação de tráfego e *p-cycle* gera resultados superiores aos demais algoritmos existentes [Shao et al. 2012], [Oliveira and da Fonseca 2014] e [Liu et al. 2013].

Este artigo está organizado da seguinte forma. A seção 2 revisa trabalhos relacionados. A seção 3 apresenta a técnica de agregação de tráfego. A seção 4 introduz os conceitos de *p-cycle* e FIPP. A seção 5 introduz o algoritmo RSA -FLEX e a seção 6 apresenta os algoritmos FIPPSH-FLEX. A seção 7 avalia o desempenho do algoritmo proposto e a seção 8 conclui o artigo.

2. Trabalhos Relacionados

Diversos artigos têm propostos métodos de proteção em redes ópticas elásticas [Liu et al. 2013, Shao et al. 2012, Din and Lai 2015, Oliveira and da Fonseca 2014, Aibin and Walkowiak 2015, Chen et al. 2015]. A seguir serão apresentados breve resumos dos artigos mais relevantes.

Em [Liu et al. 2013], investiga-se o problema de agregação de tráfego de sobrevivência para redes ópticas elásticas com grade flexível do espectro que utilizam a tecnologias de transmissão OFDM. Propõe-se uma abordagem de caminho compartilhado que explora compartilhamento de caminhos de backup, bem como a sobreposição do espectro de *backup* de diferentes caminhos.

Os autores de [Shao et al. 2012] propuseram políticas conservadoras de proteção em redes ópticas elásticas. Eles introduziram uma política em que caminhos ópticos de *backup* protegem caminhos ópticos primários utilizando caminhos disjuntos, levando a maior robustez e proteção.

Em [Din and Lai 2015], estuda-se o problema de proteção *multicast* em redes ópticas elásticas para uma única falha. Dois algoritmos de proteção baseada em

segmentação de caminho foram propostos para resolver este problema.

Em [Oliveira and da Fonseca 2014] introduziram-se dois algoritmos chamados FIPP-Flex e FIPP-Flex-twofailure, para proteção de caminhos através do uso de p-cycle FIPP em redes ópticas elásticas (Flexgrid). O algoritmo FIPP-Flex provê proteção contra uma única falha e o algoritmo FIPP-Flex-twofailure provê proteção contra ocorrência de duas falhas simultâneas. Os algoritmos promovem compartilhamento de caminhos de proteção com o maior número de caminhos primários possível.

Em [Aibin and Walkowiak 2015], apresenta-se um algoritmo adaptativo para proteção em redes ópticas elásticas. O algoritmo provê sobrevivência de redes ópticas elásticas utilizando multi-enlace e capacidade de alteração do formato de modulação.

Em [Chen et al. 2015], estuda-se o problema do fornecimento de requisições estáticas e dinâmicas com p-cycles FIPP. Para tal, formulou-se um problema de programação linear inteira.

Nenhum dos trabalhos mencionados anteriormente emprega p-cycle FIPP para proteção de caminhos combinado com a técnica de sobreposição do espectro e agregação de tráfego para redes óptica elásticas.

3. Agregação de Tráfego em EONs

Em redes ópticas, agregação de tráfego é uma tecnologia para combinar várias conexões em um caminho óptico sem inserir bandas de guarda entre elas [Zhang et al. 2012]. Em EONs, agregação de tráfego utiliza com mais eficiência os recursos de espectro e reduz o uso de transmissor. Agregação de tráfego pode necessitar de conversão óptico-eléctrico-óptica (OEO) para separar conexões, o que induz o consumo de energia extra e tempo de atraso. Recentemente, um novo esquema de agregação de tráfego tem sido proposto em EON-baseada em OFDM [Zhang et al. 2012]. Este esquema agrega requisições de tráfego originados no mesmo nó de origem e, em seguida, separa-os opticamente, em nós intermediários usando comprimento de onda seletivo e comutadores de largura de banda variável sem causar interferência.

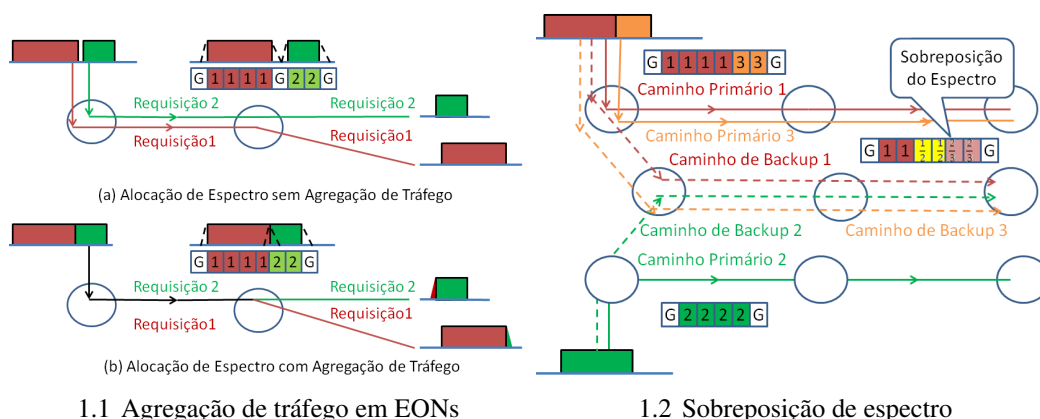


Figura 1. Ilustração

A Figura 1.1 (a) ilustra um exemplo de agregação de tráfego em EONs. Na figura, as requisições 1 e 2 são originadas no mesmo nó fonte. Na agregação de tráfego, reduz-se o uso de banda de guarda como ilustrado na Figura 1.1(b).

No estudo de sobrevivência em rede ópticas quando qualquer enlace de fibra no caminho de trabalho falhar, a conexão é redirecionada em um caminho de backup. Na forma tradicional de compartilhamento de backup, um único caminho de backup pode proteger mais de um caminho primário, desde que sejam totalmente disjuntos. A elasticidade dos transponders ópticos oferece uma nova oportunidade de compartilhamento de espectro (sobreposição de espectro). Dois caminhos de backup podem sobrepor o espectro se os caminhos de trabalho das duas conexões são enlaces disjuntos, e se seus caminhos de backup percorrerem dois caminhos ópticos adjacentes em um enlace de fibra. O esquema de agregação de tráfego que permite a sobreposição do espectro em redes ópticas elásticas diminui a alocação de recursos pelos caminhos de backup, visto que um espectro pode servir a mais de um caminho de backup [Liu et al. 2013].

A Figura 1.2 ilustra um exemplo de sobreposição de espectro. Na figura, as requisições 1, 2 e 3 possuem tanto o caminho primário quanto de backup. Na figura, a técnica de agregação de tráfego é mostrada tanto no caminho primário quanto de backup. No exemplo, o caminho primário da requisição 1 é disjunto do caminho primário da requisição 2. Em caso de falha em um enlace apenas uma das conexões fará uso do espectro sobreposto, tornando possível a sobreposição de espectro entre os caminhos de backup destas requisições. Em outro exemplo, o caminho primário da requisição 2 é disjunto do caminho primário da requisição 3, em caso de um enlace falho apenas uma das conexões fará uso do espectro sobreposto, tornando possível a sobreposição de espectro entre os caminhos de backup destas requisições. A figura mostra dois espectros sobrepostos nos caminhos de backup das requisições 1 e 2, e dois espectros se sobrepondo nos caminhos de backup das requisições 2 e 3.

4. p-Cycle

O *p-cycle* é um esquema de proteção em que a capacidade reservada forma estruturas em anel para proteção de redes em malha [Asthana et al. 2010]. *p-Cycles* fornecem proteção semelhante à proteção fornecida por Anéis de Comutação de Linhas Bidirecionais (BLSR), que é considerado uma generalização do esquema de proteção 1:1 [Kiaei et al. 2009]. 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) porém os dois nós finais estão. Esta propriedade melhora a eficiência de proteção. Outra propriedade importante é a ausência da necessidade de caminhos que compoem rotas em anel, a fim de serem protegidos. *p-Cycles* provêm rápida restauração pois são pré-conectados [Schupke 2006].

A Figura 2.1 ilustra o conceito de *p-cycle*. Na figura, uma linha simples representa um enlace, um ciclo em negrito representa o *p-cycle* e a seta representa o caminho de recuperação de uma falha denotada por um “X”. Na figura 2.1(a), A-B-C-D-E-A é um *p-cycle* que usa a capacidade reservada nos enlaces de proteção. Quando o enlace A-B falha, a proteção é provisionada como ilustrado na figura 2.1(b). Quando o enlace transzonal B-D falha, cada *p-cycle* proporciona dois caminhos alternativos como mostram as figuras 2.1 (c) e 2.1(d).

Um caso especial de *p-cycle* para proteção de caminho é o chamado *p-cycle* de Proteção de Caminho com Independência de Falha (FIPP) [Kodian and Grover 2005]. *p-Cycles* FIPP fornecem proteção de caminhos para caminhos com nós finais sobre o *p-cycle*. FIPP é uma extensão do conceito de *p-cycle* que permite que falhas não se-

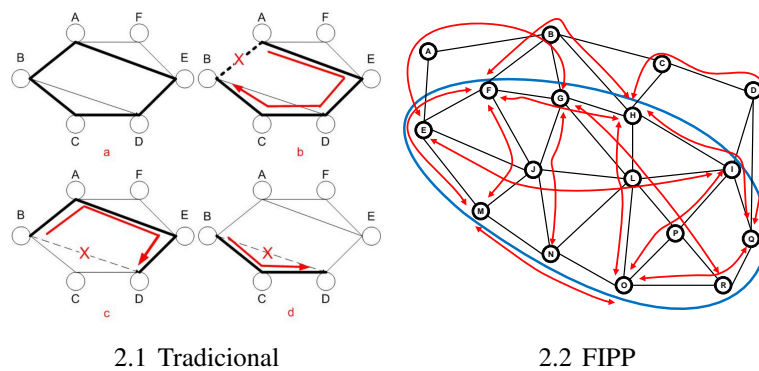


Figura 2. Exemplos de p-cycle

jam necessariamente limitadas a um enlace ou segmento de caminho imediatamente adjacente aos nós terminais. FIPPs baseiam-se em diferentes “caminhos de trabalho” e de “*backup*”, e proporciona a vantagem da detecção de falha ser independente da localização da falha, ou seja, ser “independente de falha”. Tal propriedade é vantajosa quando a localização da falha é lenta ou difícil, como em redes transparentes e translúcidas [Kodian and Grover 2005].

A Figura 2.2 ilustra o conceito de *p-cycle* FIPP. Na Figura 2.2, o ciclo em destaque EFGHIQRONM representa o *p-cycle* e as setas mostram os vários caminhos que são protegidos. Nesses caminhos, estão tanto enlaces transzonais quanto enlaces do próprio *p-cycle*. Pode-se observar que um único *p-cycle* protege um conjunto de catorze caminhos mutuamente excludentes e que possuem seus nós de extremidade no *p-cycle* de caminho. Nota-se que a proteção através de *p-cycle* FIPP possui uma eficiência na economia de recurso comparada com outras técnicas de proteção.

A proteção por compartilhamento de caminhos de reserva (SBPP) propostas para redes baseadas em sinalização IP também tem a propriedade de falhas independentes. No entanto, a principal diferença entre SBPP e FIPP é que em SBPP o caminho de *backup* precisa ser determinado em tempo real, o que pode levar a adoção de um caminho de restauração sem a qualidade de transmissão adequada, em caso de falha. Por outro lado em FIPPs, caminhos de proteção pré-conectado são muito importantes para assegurar o nível de proteção desejado. Além disso, SBPP exige uma extensa base de dados, devido à necessidade de todos os nós terem conhecimento da capacidade global, topologia e compartilhamento de caminho de *backup*.

5. O Algoritmo RSA-Flex

Neste trabalho, utiliza-se o algoritmo RSA-Flex [Oliveira and da Fonseca 2014], para o roteamento e alocação de espectro que será descrito a seguir.

O problema de roteamento e alocação de espectro é um problema NP-difícil [Wang et al. 2011] e heurísticas são necessárias para resolver o problema. No problema de RSA além da restrição de continuidade de espectro que impõe a utilização do mesmo espectro em cada fibra ao longo da rota de um caminho óptico, *slots* devem ser alocados de forma contínua no espectro, restrição denominada contiguidade do espectro. Como em [Oliveira and da Fonseca 2014] os algoritmos no presente modelam a disponibilidade de espectro na rede como um multigrafo rotulado. Um multigrafo é um grafo que pode ter

várias arestas (também chamadas de “arestas paralelas”), conectando o mesmo par de nós. Neste grafo, os vértices representam OXCs e as arestas representam os *slots* dos enlace que conectam os OXCs. Nos multigrafos utilizados nesse artigo, todos os vértices são conectados por N arestas, que é o número de *slots* no espectro de cada enlace da rede. O $W_{s,d}$ representa a disponibilidade de *slots*. O valor ∞ significa que o *slot* já está alocado enquanto o valor 1 significa que o *slot* está disponível para alocação. Estes valores foram definidos para facilitar o emprego de algoritmos tradicionais que encontram o caminho mais curto.

No procedimento proposto, o multigrafo é transformado em $N - b + 1$ grafos, sendo b a demanda de largura de banda em *slots* requisitada. Estes grafos são gerados através da seleção de uma aresta no multigrafo e das b arestas consecutivas a aresta selecionada. Este conjunto de b arestas do multigrafo é mapeado em uma única aresta do grafo gerado. Seu peso é dado pela aplicação de uma função de peso específica, que considera o peso das b arestas. A Figura 3 ilustra um multigrafo representando o espectro e um dos grafos gerado. Para cada grafo gerado, executa-se um algoritmo de caminho mais curto e o caminho escolhido é o que tem o menor peso entre todos os caminhos mais curtos encontrados.

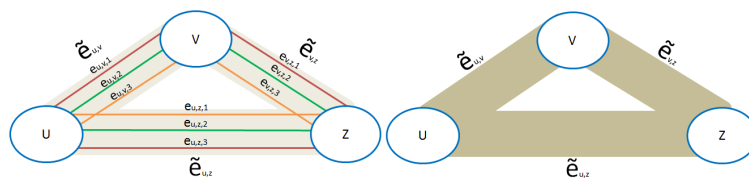


Figura 3. Multigrafo em um grafo associado

Para uma demanda de b *slots*, $N - b + 1$ grafos do tipo $\tilde{G}_{n,b}$ são gerados. Cada aresta do grafo $\tilde{G}_{n,b}$ corresponde ao mapeamento de b arestas de G iniciando na n -ésima aresta de G . Uma vez que as mesmas arestas ordenadas conectando dois nós em G são mapeadas em arestas de $\tilde{G}_{n,b}$, a continuidade do espectro é garantida.

A fim de facilitar a compreensão dos algoritmos, introduz-se a notação usada no artigo. Seja:

s : o nó fonte; d : o nó destino;

b : a demanda de largura de banda nos *slots*, $b = 1 \dots B$;

N : número de *slots* entre dois nós;

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

$G = (V, E, W)$: multigrafo marcado composto por um conjunto de nós V , um conjunto de arestas E e um conjunto de pesos das arestas W , $|E| = N \cdot |V|$.

$G' = (V, E, W)$: multigrafo marcado que considera uma aresta que está sendo utilizada por um caminho de proteção como disponível, desde que o caminho protegido pelo caminho de proteção seja disjuncto do novo caminho a ser criado. O multigrafo é composto por um conjunto de nós V , um conjunto de arestas E e um conjunto de pesos das arestas W , $|E| = N \cdot |V|$.

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

$e_{u,v,n}$: a n -ésima arestas conectando os nós u e v ; $w(e_{u,v,n})$: o peso das arestas $e_{u,v,n}$;

$w(e_{u,v,n}) = 1$ 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* está alocado;

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

$\tilde{G}_{n,b} = (\tilde{V}, \tilde{E}, \tilde{C})$: 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} . As arestas em \tilde{E} correspondem ao mapeamento de b arestas de G , sendo a primeira aresta a n -ésima aresta conectando u e v .

$\tilde{e}_{u,v} \in \tilde{E}$: arestas 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 e $|\tilde{e}_{u,v}| = b$;

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

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

P_n : sequência de arestas \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 cadeia;

$W_{s,d}$ = peso do menor caminho entre s e d ;

$\tilde{c}_{u,v,b}$: p -cycle que contém os vértices u e v e arestas correspondentes ao mapeamento de b arestas do multigrafo G ;

$\tilde{C}_{u,v,b} = \tilde{c}_{u,v,b}$: conjunto de todos os p -cycles que contém os vértices u e v e arestas correspondentes ao mapeamento de b arestas do multigrafo G ;

\tilde{C} : conjunto de todos os p -cycles estabelecidos;

$P_1 \oplus P_2$: concatenação de dois caminhos P_1 e P_2 disjuntos

Algorithm 1 RSA-Flex

```

1:  $\forall n = 1 \dots N - b$ 
2:  $(W(P_n), P_n) = \text{ShortestPath}(\tilde{G}_{n,b}, r(s, d, b))$ 
3:  $W_{s,d} = W(P_n) \mid \forall i W(P_n) \leq W(P_i)$ 
4: if  $W_{s,d} = \infty$  then
5:   block  $r(s, d, b)$ 
6: else
7:    $W(e_{u,v,i}) = \infty \quad \forall \{u, v\} \in \tilde{P}_i \quad n = n \dots i + b - 1$ 
8: end if

```

No algoritmo 1, a linha 1 estabelece o conjunto de arestas que será mapeada para $\tilde{G}_{n,b}$ arestas. A linha 2 resolve um algoritmo de menor caminho para o grafo $\tilde{G}_{n,b}$ e provê o menor caminho e seu respectivo peso. Se o peso do caminho mais curto for ∞ , não é possível encontrar um caminho com a restrição de continuidade para a demanda b com alocação começando com o n -ésimo *slot*. A linha 3 seleciona o caminho entre os $N - b + 1$ caminhos mais curtos, com o menor peso. No caso do peso de todos os caminhos mais curtos serem ∞ (linha 4), não existe caminho na rede que satisfaça a requisição de b *slots*, portanto, a requisição é bloqueada (Linha 5). Caso contrário, o caminho mais curto com o menor peso será escolhido (linha 7) e as arestas correspondentes no multigrafo G terão seu peso alterado para ∞ (linha 8), o que significa que os *slots* são alocados para o caminho óptico recém-estabelecido.

Uma vez que o algoritmo RSA-Flex executa um algoritmo de caminho mais curto

$N - b$ vezes e considerando o uso do algoritmo de caminho mais curto de Dijkstra, a complexidade computacional do algoritmo proposto é $N \cdot (|V| + |E|) \cdot \log(|V|)$.

6. Algoritmo FIPPSH-Flex

O algoritmo FIPP-Flex, [Oliveira and da Fonseca 2014], resolve o estabelecimento de caminhos ópticos em redes protegidas por p -cycles FIPP. O algoritmo FIPPSH-Flex, resolve o estabelecimento de caminhos ópticos em redes protegidas por p -cycles FIPP e estende algoritmo FIPP-Flex para permitir agregação de tráfego em seus caminhos ópticos bem como sobreposição do espectro entre caminhos de backup disjuntos (seção 3). A sobreposição do espectro é realizada no espectro de caminhos de backup que protegem caminhos primários adjacentes. Como o algoritmo FIPP-Flex gera uma melhor utilização dos recursos da rede que outros algoritmos existentes [Oliveira and da Fonseca 2014], o uso de agregação reduz ainda mais o uso dos recursos da rede. A melhor utilização dos recursos no algoritmo FIPPSH-Flex é possível devido também ao fato do caminho de backup permitir o estabelecimento de outros caminhos utilizando slots já ocupados por outros caminhos de backup.

Algorithm 2 FIPPSH-Flex

```

1:  $(W(P_n), P_n) = RSA - Flex(G, s, d, b)$ 
2: if  $W_{s,d} = \infty$  then
3:   block  $r(s, d, b)$ 
4: else
5:   if  $C_{u,v,i} \neq \emptyset \forall i \geq b$  then
6:     establish  $r(s, d, b)$  as  $P_n$ 
7:   else
8:      $(W(P_1), P_1) = RSA-Flex(G', r(s, d, b))$ 
9:      $(W(P_2), P_2) = RSA-Flex(G', r(s, d, b))$ 
10:    if  $W(P_1) = \infty$  or  $W(P_2) = \infty$  then
11:      block  $r(s, d, b)$ 
12:    else
13:      establish  $r(s, d, b)$  as  $P_n$ 
14:      establish  $P_1$  and  $P_2$ 
15:       $\tilde{c}_{u,v,b} = P_1 \oplus P_2$ 
16:    end if
17:  end if
18: end if

```

No algoritmo FIPPSH-Flex, caminhos ópticos são estabelecidos se, e somente se, puderem ser protegidos por um p -cycle FIPP, que protege somente caminhos primários disjuntos. O algoritmo FIPPSH-Flex garante um caminho de proteção para cada caminho óptico estabelecido e a proteção é garantida para falhas individuais.

No algoritmo 2, a linha 1 tenta encontrar um caminho para estabelecer a requisição $r(s, d, b)$. Se não houver caminho disponível, então o pedido é bloqueado (linha 3). Caso exista, procura-se um p -cycle para proteger o caminho solicitado (linha 5). Se existir um p -cycle, o caminho óptico é estabelecido. Caso contrário, tenta-se descobrir um p -cycle em potencial para proteger o caminho óptico solicitado (linhas 8 e 9). A principal diferença entre os algoritmos FIPP-Flex e FIPPSH-Flex está nas linhas 8 e 9, pois no algoritmo FIPPSH-Flex estas linhas consideram a agregação de tráfego e sobreposição de espectro na criação do p -cycle, provendo uma melhor eficiência dos recurso de backup utilizados. Se não existir nenhum p -cycle que possa ser criado para proteger o caminho óptico, a requisição é bloqueada (linha 11); caso contrário, o caminho óptico (linha 13), bem como o p -cycle (linhas 14 e 15) são estabelecidos para satisfazer a requisição.

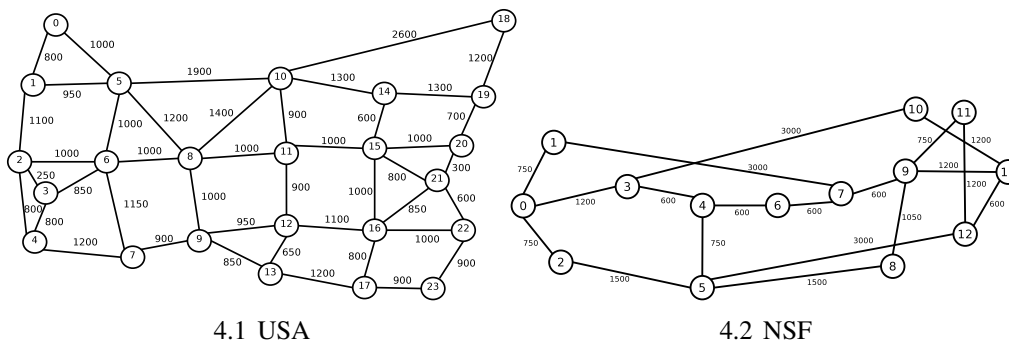


Figura 4. Topologias

7. Avaliação de Desempenho

Para avaliar o desempenho do algoritmo FIPPSH-Flex, foram empregados experimentos de simulação e os resultados comparados com os esquemas de proteção FIPP-Flex, SBPP, ESPP e BPP. O simulador *FlexGridSim* [Moura and Drummond] foi utilizado nas simulações. Em cada simulação, 100.000 requisições foram geradas. Utilizou-se o método de replicação independente e adotou-se nível de confiança de 95% para os intervalos de confiança. As topologias NSF (Figura 4.1) e USA (Figura 4.2) foram utilizadas, as figuras mostram as respectivas distancias entre os nós. Na rede elástica simulada, a análise do espectro foi dividido em 240 *slots* de 12,5 GHz cada.

Nas próximas figuras, curvas rotulada como BPP mostram resultados para redes protegidas pelo esquema de proteção 1+1, curvas rotulada como SBPP para redes protegidas pelo algoritmo proposto em [Shao et al. 2012], curvas rotuladas como FIPP-Flex mostram resultados para redes protegidas por *p-cycle* criado pelo algoritmo FIPP-Flex e curvas rotulada como ESPP para redes protegidas pelo algoritmo proposto em [Liu et al. 2013] que utiliza o método de agregação de tráfego e sobreposição de espectro na criação caminhos ópticos de backup compartilhados. Finalmente curvas rotulada como FIPPSH-Flex mostram resultados para redes protegidas pelo algoritmo proposto (FIPPSH-Flex) que realiza a proteção de caminhos primários através de *p-cycles* criados utilizando o método de agregação de tráfego e sobreposição de espectro.

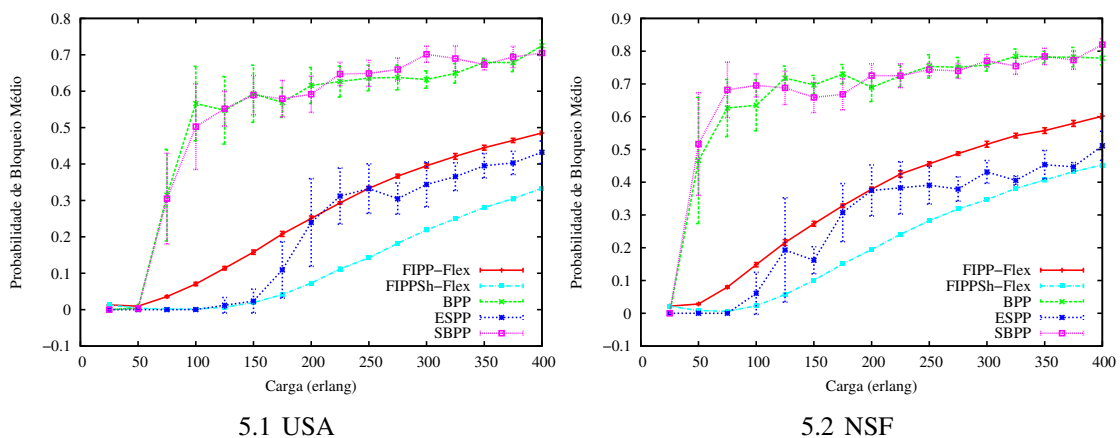


Figura 5. Bloqueio de banda em função da carga da rede

As Figuras 5.1 e 5.2 mostram a probabilidade de bloqueio (*Bandwidth Blocking*

Ratio) para a topologia USA e NSF, respectivamente. Os algoritmos SBPP e BPP produzem comportamento de BBR semelhantes em ambas topologias.

Para a topologia USA (Figura 5.1) os algoritmos BPP e SBPP saturam a rede com carga de 100 erlangs. Devido à alta conectividade da topologia USA não há bloqueio até 50 erlangs. O FIPP-Flex gera 50% menos bloqueio do que BPP e SBPP, isto ocorre devido à propriedade de compartilhamento do p-cycle FIPP. Por sua vez ESPP produz aproximadamente 33% menos bloqueio que FIPP-Flex entre as cargas 50 e 200 erlangs e entre as cargas 250 e 400 erlangs, apesar do algoritmo FIPP-Flex não utilizar as propriedades de agregação de tráfego e sobreposição de espectro a propriedade de compartilhamento do p-cycle gera baixo bloqueio, produzindo bloqueio bem próximo ao gerado pelo algoritmo ESPP. Até a carga de 150 erlangs FIPPSH-Flex e ESPP praticamente não geram bloqueio, consequência do uso de sobreposição de espectro e agregação de tráfego. O algoritmo FIPPSH-Flex combina as vantagens do compartilhamento de p-cycle com agregação de tráfego e sobreposição de espectro, isso faz com que FIPPSH-Flex gere menos bloqueio que os outros algoritmos. O FIPPSH-Flex produz 30% menos bloqueio que o ESPP a partir de 150 erlangs, evidenciando a vantagem de se usar p-cycle já que ambos os algoritmos utilizam agregação de tráfego e sobreposição de espectro .

Para a topologia NSF (Figura 5.2) os algoritmos BPP e SBPP saturam a rede com carga de 75 erlangs. O FIPP-Flex gera 42% menos bloqueio que o BPP e SBPP, isto ocorre devido à propriedade de compartilhamento do p-cycle FIPP. Por sua vez, ESPP gera aproximadamente 50% menos bloqueio que o FIPP-Flex entre as cargas 50 e 125 erlangs e entre as cargas 200 e 400 erlangs. O FIPP-Flex produz baixo bloqueio, bem próximo ao gerado pelo ESPP. Até a carga de 75 erlangs os algoritmos FIPPSH-Flex e ESPP praticamente não geram bloqueio. O algoritmo FIPPSH-Flex produz 15% menos bloqueio que o algoritmo ESPP a partir de 75 erlangs. As propriedades de sobreposição de espectro e agregação de tráfego dos algoritmos ESPP e FIPPSH-Flex torna-se visivelmente vantajosas, em ambas topologias, quando comparado o comportamento destes algoritmos com os algoritmos BPP, SBPP e FIPP-Flex que não utilizam tais propriedades.

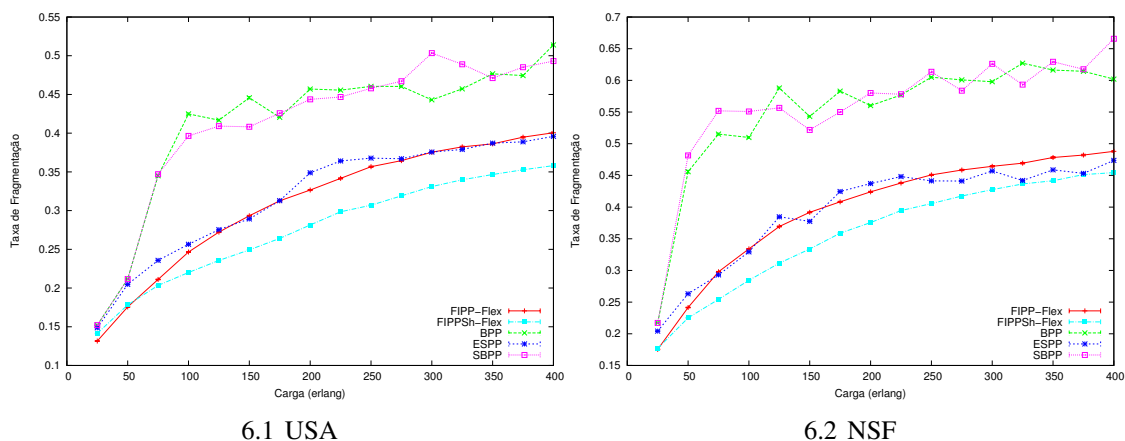


Figura 6. Relação de fragmentação

As Figuras 6.1 e 6.2 representam a relação de fragmentação em função da carga da rede para as topologia USA e NSF, respectivamente. Em redes óptica elásticas, o estabelecimento e desestabelecimento de caminhos ópticos leva à fragmentação do espectro que

é um estado em que há *slots* disponíveis, mas não podem ser reunidos de uma maneira que possam ser usado para aceitar novas requisições. A proporção de fragmentação é definida como a razão média entre o número de tipos de exigências que não podem ser aceitas e o número total de tipos de demandas. Para ambas as topologias, o comportamento de fragmentação é bem similar e influenciam a BBR gerada.

Para a topologia USA (Figura 6.1), o algoritmo SBPP produz taxa de fragmentação 5% menor que o algoritmo BPP, isto ocorre devido ao compartilhamento de caminhos realizado pelo algoritmo SBPP. O FIPP-Flex gera taxa de fragmentação 23% menor que SBPP, isto ocorre pois o p-cycle pode ser compartilhado entre qualquer nó presente no p-cycle, já o caminho de backup só pode ser compartilhado entre nós finais. O FIPP-Flex produz taxa de fragmentação 6% menor que o ESPP apesar do algoritmo ESPP possuir menor bloqueio que o algoritmo FIPP-Flex, isto ocorre pois o p-cycle possui maior compartilhamento, gerando uma quantidade menor de caminhos de backup desestabelecido, diminuindo o número de espectros disponíveis que não pode ser usado. O algoritmo FIPPSH-Flex produz taxa de fragmentação 17% menor que o algoritmo ESPP.

Para a topologia NSF (Figura 6.2), o algoritmo SBPP gera taxa de fragmentação 3% menor que o algoritmo BPP, isto ocorre devido ao compartilhamento de caminhos presente no algoritmo SBPP. O algoritmo FIPP-Flex produz taxa de fragmentação 18% menor que o algoritmo SBPP, isto ocorre pois o p-cycle pode ser compartilhado entre qualquer nó presente no p-cycle, já o caminho de backup só pode ser compartilhado entre nós finais. O algoritmo FIPP-Flex gera taxa de fragmentação 3% menor que o algoritmo ESPP apesar do algoritmo ESPP gerar menor bloqueio que o algoritmo FIPP-Flex, isto ocorre pois como o p-cycle possui maior compartilhamento entre os nós, o número de caminhos de backup desestabelecido é menor, influenciando a fragmentação. O algoritmo FIPPSH-Flex produz taxa de fragmentação 20% menor que o algoritmo ESPP. Os algoritmos BPP e SBPP possuem alta taxa de fragmentação isto é consequência do bloqueio gerado e do baixo número de caminhos alternativos.

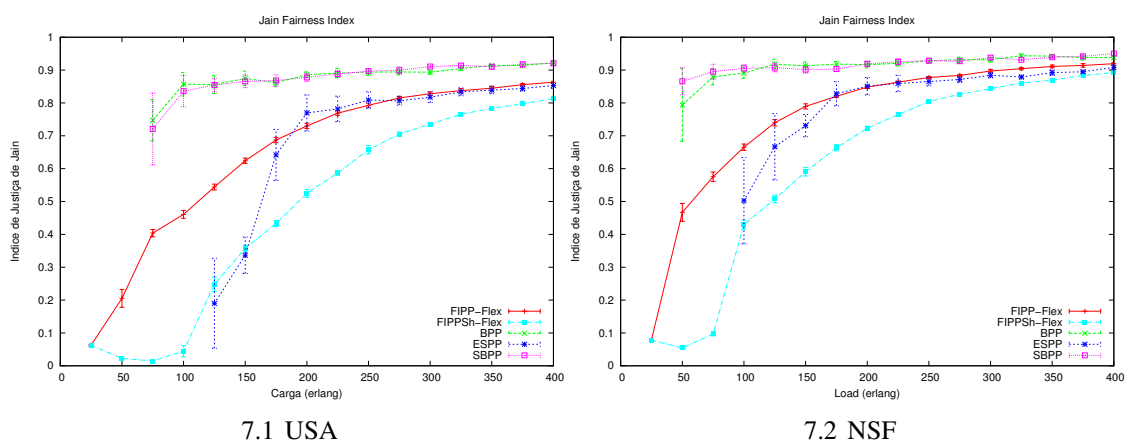


Figura 7. Índice de justiça de Jain

As Figuras 7.1 e 7.2 mostram o índice de justiça de Jain (JFI) usado por diferentes pares origem - destino, nas topologia USA e NSF, respectivamente. Os algoritmos BPP e SBPP possuem altos valores de índice Jain, distribuindo o bloqueio das solicitações de maneira mais uniforme entre os pares fonte e destino. Isso acontece pois estes algoritmos

produzem maior BBR. Os algoritmos FIPP-Flex, FIPPSH-Flex e ESPP possuem baixo índice Jain devido à baixa probabilidade de bloqueio que estes possuem, especialmente sob cargas baixas.

Para a topologia USA (Figura 7.1) o algoritmo o FIPP-Flex gera índice de justiça de Jain 13% menor que o SBPP, isto ocorre devido ao maior bloqueio produzido pelo algoritmo SBPP. O ESPP produz índice de justiça de Jain 60% menor que o FIPP-Flex até carga de 175 erlangs, isto ocorre devido às propriedades de compartilhamento de espectro e agregação de tráfego do ESPP. A partir de 150 erlangs o algoritmo FIPPSH-Flex produz índice de justiça de Jain 16% menor que o algoritmo ESPP, isto ocorre devido ao maior bloqueio produzido pelo algoritmo ESPP e o compartilhamento do p-cycle FIPP.

Para a topologia NSF (Figura 7.2) o algoritmo FIPP-Flex produz índice de justiça de Jain 14% menor que o algoritmo SBPP, isto ocorre devido ao maior bloqueio produzido pelo algoritmo SBPP. O algoritmo ESPP gera índice de justiça de Jain 30% menor que o algoritmo FIPP-Flex, isto ocorre devido às propriedades de compartilhamento de espectro e agregação de tráfego do algoritmo ESPP. O algoritmo FIPPSH-Flex gera índice de justiça de Jain 24% menor que o algoritmo ESPP, isto ocorre devido ao maior bloqueio produzido pelo algoritmo ESPP e o compartilhamento do p-cycle FIPP.

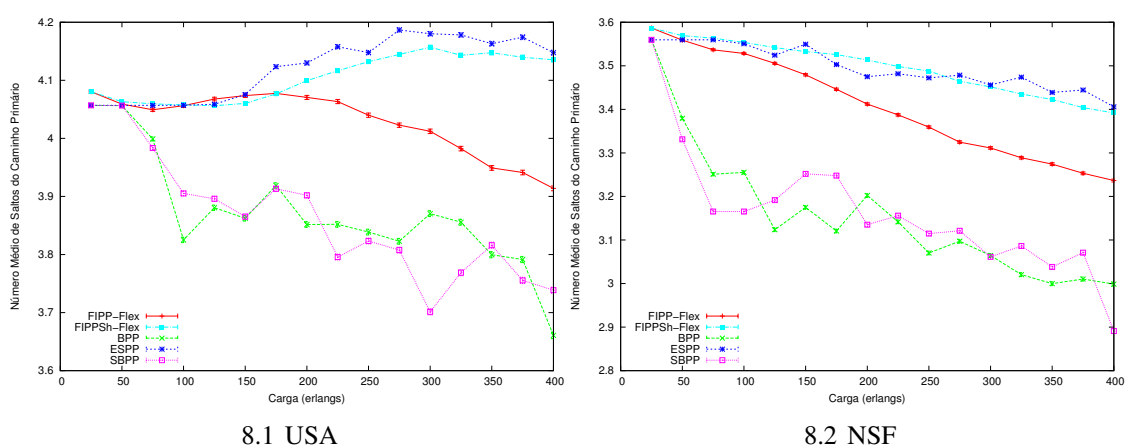


Figura 8. Número médio de saltos do caminho primário

As Figuras 8.1 e 8.2 mostram o número médio de saltos para o caminho primário para as topologia USA e NSF, respectivamente. Para ambas as topologias os algoritmos BPP e SBPP possuem baixos número médio de saltos, principalmente para cargas altas, ao contrário dos algoritmos FIPP-Flex, FIPPSH-Flex e ESPP.

Para a topologia USA (Figura 8.1) nota-se que com o aumento da carga, os algoritmos BPP, SBPP e FIPP-Flex 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 ESPP e FIPPSH-Flex, que utilizam sobreposição de espectro e agregação de tráfego aumentam o número de saltos demonstrando que a rede mesmo sobrecarregada consegue prover caminhos maiores para as requisições.

Para a topologia NSF (Figura 8.2) que possui baixa conectividade, com o aumento da carga todos os algoritmos diminuem o número de saltos no caminho primário. No entanto, os algoritmos ESPP e FIPPSH-Flex possuem uma menor queda no número de

saltos, o que indica uma menor sobrecarga na rede em relação aos outros algoritmos.

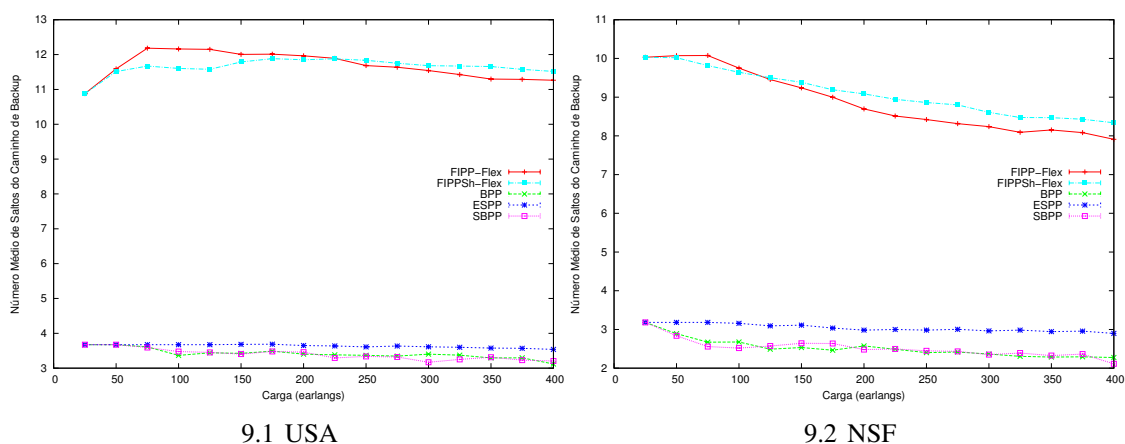


Figura 9. Número médio de saltos do caminho de backup

As Figuras 9.1 e 9.2 comparam o número médio de saltos para o caminho de backup nas topologia USA e NSF, respectivamente.

Para a topologia USA (Figura 9.1) a necessidade de criação de anéis virtuais para proteção nos algoritmos FIPP-Flex e FIPPSH-Flex geram caminhos com três vezes mais saltos que os algoritmos BPP, SBPP e ESPP. Como p -cycles FIPP permitem ser compartilhados entre qualquer nó presente no p -cycle, o alto número de saltos não gera sobrecarga na rede nem aumento do bloqueio da rede.

Para a topologia NSF (Figura 9.2), os algoritmos FIPP-Flex e FIPPSH-Flex geram caminhos com o dobro de saltos dos algoritmos BPP, SBPP e ESPP. A diferença de saltos nas topologias USA e NSF para os algoritmos FIPP-Flex e FIPPSH-Flex é causado 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, não aumentando a probabilidade de bloqueio.

8. Conclusão

Este artigo introduziu um algoritmo para suportar o estabelecimento de caminhos ópticos em redes ópticas elásticas protegidas por p -cycle utilizando agregação de tráfego e sobreposição de espectro. A técnica p -cycle realiza a restauração rápida de proteção em forma de anel e eficiente capacidade de proteção em malha. O algoritmo foi avaliado para diferentes topologias e cargas. Os algoritmos que utilizam sobreposição de espectro mostram resultados mais atraentes para ambas as topologias em comparação com os outros algoritmos. O algoritmo FIPPSH-Flex produz até 20% menos bloqueio que a técnica ESPP, que também utiliza sobreposição de espectro e agregação de tráfego. A capacidade de sobreposição de espectro é visivelmente eficiente, principalmente quando combinada com o p -cycle FIPP.

9. 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

- Aibin, M. and Walkowiak, K. (2015). Adaptive survivability algorithm for path protection with various traffic classes in elastic optical networks. In *Reliable Networks Design and Modeling (RNDM), 2015 7th International Workshop on*, pages 56–62.
- Asthana, R., Singh, Y., and Grover, W. (2010). p-cycles: An overview. *IEEE, Communications Surveys Tutorials*, 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.
- Din, D.-R. and Lai, I.-R. (2015). Multicast protection problem on elastic optical networks using segment-base protection. In *Informatics, Electronics Vision (ICIEV), 2015 International Conference on*, pages 1–6.
- Jinno, M., Takara, H., Kozicki, B., Tsukishima, Y., Sone, Y., and Matsuoka, S. (2009). Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: architecture, benefits, and enabling technologies. *Communications Magazine, IEEE*, 47(11):66–73.
- Kiaei, M., Assi, C., and Jaumard, B. (2009). A survey on the p-cycle protection method. *IEEE, Communications Surveys Tutorials*, 11(3):53–70.
- Kodian, A. and Grover, W. (2005). Failure-independent path-protecting p-cycles: efficient and simple fully preconnected optimal-path protection. *IEEE, J. Lightwave Technol.*
- Liu, M., Tornatore, M., and Mukherjee, B. (2013). Survivable traffic grooming in elastic optical networks -shared protection. *Lightwave Technology, Journal of*, 31(6):6230–6234.
- Moura, P. M. and Drummond, A. C. FlexGridSim: Flexible Grid Optical Network Simulator. <http://www.lrc.ic.unicamp.br/FlexGridSim/>.
- Oliveira, H. and da Fonseca, N. (2014). Protection in elastic optical networks against up to two failures based fipp p-cycle. In *Computer Networks and Distributed Systems (SBRC), 2014 Brazilian Symposium on*, pages 369–375.
- Schupke (2006). Analysis of p-cycle capacity in WDM networks. *Photonic Network Communications*, pages p. 41–51.
- Shao, X., Yeo, Y.-K., Xu, Z., Cheng, X., and Zhou, L. (2012). Shared-path protection in OFDM-based optical networks with elastic bandwidth allocation. In *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC/NFOEC), 2012 and the National Fiber Optic Engineers Conference*, pages 1–3.
- Wang, Y., Cao, X., and Pan, Y. (2011). A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. In *Proc of IEEE, INFOCOM 2011*, pages 1503–1511.
- Zhang, G., De Leenheer, M., and Mukherjee, B. (2012). Optical traffic grooming in ofdm-based elastic optical networks [invited]. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, 4(11):B17–B25.