

# Proteção Parcial para Demandas de Alta Capacidade em Redes WDM Utilizando Mecanismo de Bloqueio Preventivo

Paulo J. S. Júnior<sup>1</sup>, André C. Drummond<sup>2</sup>

<sup>1</sup> Departamento de Engenharia Elétrica  
Faculdade de Tecnologia  
Universidade de Brasília

<sup>2</sup> Departamento de Ciência da Computação  
Instituto de Ciências Exatas  
Universidade de Brasília

{paulojunior, andred}@cic.unb.br

**Abstract.** *In high-capacity networks, some services and applications such as HD video (4k and 8k) streams will demand the establishment of connections with extremely high bandwidth requirements, sometimes higher than the capacity of a single wavelength, in WDM optical networks. In order to provide enough bandwidth to this applications and, at the same time to guarantee reliability, it is necessary to route the traffic through multiple parallel lightpaths. This article proposes a preventive dynamic blocking mechanism that avoid bottlenecks in the network leading to a high efficient algorithm for the provisioning of resources with partial protection for requests with extremely high bandwidth requirements in WDM optical networks.*

**Resumo.** *Em redes de alta capacidade, alguns serviços e aplicações como vídeo HD (2k, 4k e 8k) demandam o estabelecimento de conexões com requisito de largura de banda de alta capacidade, as vezes maior do que a capacidade de um comprimento de onda em redes WDM. Com objetivo de prover banda suficiente para estas aplicações e ao mesmo tempo garantir confiabilidade, é necessário rotear o tráfego através de múltiplos caminhos ópticos em paralelo. Este artigo propõem um algoritmo que utiliza um mecanismo dinâmico de bloqueio preventivo para evitar a criação de gargalos na rede aumentando a eficiência do algoritmo no provisionamento de recursos com proteção parcial para requisições de alta capacidade em redes ópticas WDM.*

## 1. Introdução

Nos últimos anos, observa-se o crescimento na implantação de redes ópticas com multiplexação por comprimentos de onda (WDM) na infraestrutura de transporte da Internet [Dutta and Rouskas 2002]. Esta nova tecnologia aumentou vertiginosamente a quantidade de banda passante disponível nas redes e, da mesma forma, abriu caminho para novas aplicações de alta capacidade como as aplicações de processamento de imagens [Deelman et al. 2005], e-Ciência [Taylor et al. 2007], ou de vídeo de fluxo contínuo de super alta definição [Simeonidou et al. 2008].

As redes WDM suportam a implantação de múltiplos canais de transmissão paralelos por fibra óptica utilizando-se diferentes comprimentos de onda. Para o estabelecimento de um circuito, ou caminho óptico, é necessário resolver o problema de roteamento

e alocação de comprimentos de onda (RWA)[Banerjee and Mukherjee 1996], que define uma rota e um comprimento de onda que será utilizado pelo caminho óptico. Além disso, devido a grande capacidade de banda passante destes caminhos, os fluxos da camada superior são agregados de forma a melhor utilizar os recursos da rede. Essa técnica é conhecida como agregação de tráfego (*traffic grooming*) [Dutta and Rouskas 2002], e define o problema de rotear uma demanda de tráfego sobre uma topologia virtual, i.e., sobre a rede de caminhos ópticos estabelecidos na rede.

A tecnologia WDM é amplamente utilizada em redes de transporte de alto nível (*Tier 1*) que possuem enlaces que atravessam longas distâncias, o que aumenta o risco de falhas, seja por causa de cortes acidentais de suas fibras, falhas em equipamentos, ou mesmo devido a ataques à sua infraestrutura. Devido a esse risco, é necessário implementar mecanismos de sobrevivência utilizando-se técnicas de proteção e/ou restauração de caminhos ópticos [Ramamurthy et al. 2003] [Yao 2005].

A proteção total é a forma mais utilizada e tradicional nas redes operacionais, porém, pode não ser indicada para as aplicações de alta capacidade, dado que a demanda de banda passante necessária para se prover redundância de caminhos impactaria significativamente na disponibilidade de recursos para outras aplicações da rede. Nesse contexto, mecanismos de proteção parcial podem ser utilizados, o que reduziria o impacto sobre a rede e, também, permitiria que aplicações com tolerância à perda de dados pudessem operar sem que haja prejuízo na qualidade experimentada (QoE) pelos usuários [Kim and Choi 2010] [Padmanabhan et al. 2003]. Como exemplo, pode-se citar as aplicações de distribuição de vídeo de fluxo contínuo que utilizam codificação por múltiplos descritores. A proteção parcial garante que, mediante a ocorrência de uma falha na rede, ou mais especificamente a falha de um enlace, o fluxo de dados da conexão afetada sofra uma perda de no máximo um determinado percentual garantido em contrato (SLA).

Uma forma eficiente de se implementar a proteção parcial em redes WDM é através do uso da técnica de roteamento multicaminhos [Das et al. 2009]. As técnicas de roteamento multicaminhos e de proteção parcial permitem a obtenção de soluções que apresentam melhor desempenho e menor custo, mitigando o impacto das aplicações de alta capacidade sobre a rede [André Costa Drummond and Barreto 2012]. A proteção parcial busca dividir a demanda de tráfego a ser protegida em múltiplos caminhos ópticos disjuntos (não compartilham enlaces) de forma que cada caminho transporte uma quantidade de tráfego menor ou igual ao nível máximo de tolerância a falhas da aplicação.

Este artigo introduz um algoritmo de roteamento adaptativo que trata do problema de agregação e proteção de tráfego em redes ópticas WDM para aplicações de alta capacidade com proteção parcial. O algoritmo proposto utiliza a técnica de roteamento multicaminhos, motivado pelos resultados do trabalho [Chen et al. 2009] de um dos autores, que mostra a eficiência desta técnica em um cenário com demandas de alta capacidade, e evidencia a potencialidade da mesma na construção de mecanismos de proteção. O algoritmo proposto se destaca pela aplicação de técnicas que objetivam diminuir o bloqueio das chamadas, provendo proteção parcial de forma mais justa e com uma menor utilização de recursos. A solução proposta utiliza uma base de rotas *off-line*, um mecanismo de bloqueio preventivo, uma função de custo abrangente e busca a redução do atraso diferencial.

O artigo está organizado da seguinte forma: na Seção 2 são apresentados trabalhos relacionados e apontadas algumas deficiências em soluções recentes da literatura; a Seção 3 introduz o algoritmo *Best-Cost with Partial Protection 2* - BCPP2; na Seção 4 são derivados resultados através de simulações para avaliar a eficiência das soluções apresentadas e, finalmente, na Seção 5 são desenhadas as conclusões.

## 2. Trabalhos relacionados

Existem vários trabalhos na literatura propondo técnicas de sobrevivência para redes ópticas WDM. Em [Ramamurthy et al. 2003, Wang et al. 2002, Xue et al. 2005, Rai et al. 2007], os autores analisam técnicas de proteção e restauração adaptadas para as redes WDM. As propostas são baseadas em dois paradigmas, proteção por caminho e por enlace, e uma comparação entre eficiência e complexidade é feita entre estes paradigmas.

Em [Das et al. 2009], os autores exploram a técnica de roteamento multicaminho, comparam o custo e o uso dos recursos de rede entre a proteção total e parcial, e apresentam um algoritmo para redes WDM com conversão total de comprimentos de onda. Eles demonstram que a proteção parcial é uma solução mais barata, tão eficiente e confiável quanto a total.

O estudo [Das et al. 2009] propõe um algoritmo que objetiva atingir a máxima proteção parcial possível. Os autores inicialmente propuseram o algoritmo *Min-Cut Disjoint Paths*, MDP, que resolve o problema de provisionamento com proteção parcial. O MDP procura por um conjunto de caminhos disjuntos de forma a assegurar que nenhum caminho carregue mais fluxos do que o permitido, ou seja, que nenhum caminho transporte uma quantidade de banda passante superior ao percentual máximo de perda suportado pela proteção parcial contratada. Para achar um bom conjunto de caminhos disjuntos, o MDP usa a técnica de busca de caminhos proposta em [Huang et al. 2011]. No mesmo artigo, os autores também propuseram outro algoritmo chamado SMART-MDP, modificando o algoritmo MDP original de tal forma que ele preserve a banda passante dos enlaces mais utilizados.

Em [Huang et al. 2011], os autores exploram uma solução de proteção compartilhada e desenvolvem um algoritmo que também utiliza roteamento multicaminho para provisão de proteção. É proposto um algoritmo chamado SPLIT-DDCKDP que utiliza o algoritmo de K menores caminhos para encontrar um conjunto de conjuntos de caminhos de baixo custo.

Em ambos os estudos [Das et al. 2009, Huang et al. 2011], e também no estudo recente [Das et al. 2011], é assumido que a rede WDM possui a capacidade de conversão total de comprimentos de onda, ou seja, a capacidade de utilizar quaisquer comprimentos de ondas livres nos enlaces ao longo de um caminho, tal premissa requer a implementação de uma arquitetura de alto custo e, portanto, na prática não é realista. Além disso, ao assumir esta premissa, o problema de RWA (NP-Completo [Dutta and Rouskas 2002]) reduz-se ao problema de roteamento clássico.

## 3. Algoritmo Proposto

O algoritmo proposto, *Best-Cost with Partial Protection 2* - BCPP2, foi desenvolvido para o cenário de tráfego dinâmico e tem por objetivo prover proteção parcial para aplicações

de alta capacidade utilizando as técnicas de roteamento multicaminho e agregação de tráfego, além disso, apresenta uma nova técnica de seleção de rotas, propõem um mecanismo de bloqueio preventivo e implementa o controle do retardo diferencial.

Para obter proteção parcial e realizar a alocação de recursos de maneira mais eficiente, o algoritmo BCPP2 adota uma estratégia inicial de obter, de maneira *off-line*, todas as rotas para todos os pares origem-destino da rede. Em seguida, implementa um mecanismo de bloqueio preventivo, criando duas listas de enlaces de interesse, *blackList* e *grayList*, utilizando-as para limitar o conjunto de rotas que serão efetivamente consideradas na busca por caminhos. O algoritmo, então, ordena o conjunto de rotas restantes de acordo com a quantidade de recursos das mesmas, e prossegue para a escolha final de um conjunto de caminhos disjuntos que atenda os requisitos de banda passante, o nível de proteção da chamada e que possua um baixo atraso diferencial.

### 3.1. BCPP2 - Best-Cost with Partial Protection

Formalizando o problema, considera-se um grafo  $G = (V, E)$ , onde  $V$  é o conjunto de nós da rede e  $E$  é o conjunto de enlaces de fibra que conectam os nós na topologia física. Cada requisição  $r$ , é representada por uma tupla,  $r = \langle s, d, b, f \rangle$ , onde  $s$  é o nó origem,  $d$  é o nó destino,  $b$  é a banda passante requisitada, e  $f$  é o fator de proteção desejado, sendo  $f = [0, 1]$ , pois  $f = 1$  representaria um pedido de proteção total. Para o cálculo da quantidade máxima de tráfego que pode ser transportado em cada caminho óptico e, equivalentemente, para a definição do número de caminhos necessários para a provisão da proteção requerida, deve-se considerar:

$$\left\lceil \frac{b}{m} \right\rceil \leq b(1 - f) \quad (1)$$

Onde  $b(1 - f)$  é a perda aceitável contratada, e  $m$  é o número de caminhos ópticos utilizados. Para se definir o número mínimo de caminhos disjuntos necessários para o requisito de proteção parcial, utiliza-se a equação  $|P| \geq \left\lceil \frac{b}{b(1-f)} \right\rceil$ .

Na Figura 1 pode-se ver o pseudocódigo do algoritmo BCPP2. O algoritmo recebe como entradas as topologias física e virtual da rede e um conjunto de rotas. O conjunto de rotas é obtido através da execução de uma rotina *off-line* que gera uma lista com todas as rotas possíveis para todos os pares origem-destino da rede. O objetivo da geração de todas as rotas é o de permitir ao algoritmo realizar uma escolha mais criteriosa dos caminhos que serão efetivamente utilizados na composição da solução do problema, evitando a criação de gargalos na rede [Ho and Lee 2007a].

Para cada chamada, o algoritmo inicia executando um mecanismo de bloqueio preventivo. Primeiramente, o algoritmo obtém o estado dos enlaces da rede e estabelece duas listas, chamadas *blackList* e *grayList*. A *blackList* é composta por todos os enlaces que possuam menos de 20% de sua capacidade de banda passante disponível e, portanto, contém os enlaces que estão bastante congestionados. A *grayList*, por sua vez, é composta por enlaces que não entraram na *black-list*, mas que apresentam certas características que indicam que os recursos alocados nos mesmos não serão liberados rapidamente, ou seja, são enlaces que possuem maior probabilidade de entrarem na *black-list*. Os enlaces que se enquadram nesta lista são os enlaces que atendem uma pequena quantidade de fluxos, até 30% da capacidade, e possuem pouca pouca banda passante disponível, menos de 30%

## BCPP2 - Best-Cost with Partial Protection

---

**Entrada:** Topologia física  $PT(V_p, E_p)$ .  
**Entrada:** Topologia virtual  $VT(V_v, E_v)$ .  
**Entrada:**  $Rotas = getAllPaths(PT)$

- 1: **Para** cada chamada  $R(s, d, b, f)$  **faça**
- 2:      $P = pairPaths(Rotas, s, d) - (blackList() + grayList())$
- 3:      $P_{glp} = GLP(VT, s, d)$
- 4:      $P_{vlp} = VLP(P, P_{glp}, s, d)$
- 5:     **Enquanto** verdadeiro **faça**
- 6:          $P_{aux} = sortCost(P_{vlp}, P_{glp})$
- 7:          $P' = minDD(P_{aux})$
- 8:         **Se** banda disponível em  $P' \geq b$  **então**
- 9:             **Se**  $|P'| \geq \left\lceil \frac{b}{b(1-f)} \right\rceil$  **então**
- 10:                  $i = 0$
- 11:                 **Enquanto** banda alocada  $< b$  **faça**
- 12:                      $P^* \leftarrow P'[i]$
- 13:                     Aloca o máximo de banda até  $b(1 - f)$
- 14:                      $i++$ ;
- 15:                 **Fim Enquanto**
- 16:             **Fim Se**
- 17:             **Fim Se**
- 18:             **Se** Existir  $P^*$  **então**
- 19:                 Aceita a requisição
- 20:             **Senão**
- 21:                 **Se**  $|P_{vlp}| > 0$  **então**
- 22:                      $P_{vlp} = P_{vlp} \setminus P_{vlp}[0]$
- 23:             **Senão**
- 24:                 break
- 25:             **Fim Se**
- 26:             **Fim Se**
- 27:             **Fim Enquanto**
- 28:             Rejeita a requisição
- 29: **Fim Para**

Figura 1. Algoritmo BCPP2

da capacidade. A capacidade de fluxos que podem ser atendidos por um enlace é igual a capacidade de um comprimento de onda dividido pela demanda de menor granularidade considerada, multiplicado pelo número total de comprimentos de onda do enlace. Em seguida, o algoritmo cria o conjunto  $P$  composto por todas as rotas possíveis entre os pares de comunicação da chamada (Função  $pairPaths()$ ), sendo removidas deste conjunto todas as rotas que contenham pelo menos um dos enlaces listados na  $blackList$  ou na  $grayList$ . Desta forma, todos os enlaces considerados congestionados ou próximos do congestionamento são bloqueados, sendo removidos do conjunto  $P$ .

Na Linha 3 é executada a função  $GLP()$  para se obter o conjunto  $P_{glp}$  de caminhos agregáveis, ou seja, caminhos ópticos já estabelecidos entre a origem e o destino da chamada que possuam alguma capacidade disponível. O próximo passo é executar a função  $VLP()$  para se obter o conjunto  $P_{vlp}$  de caminhos viáveis, que são todas as rotas, dentre as disponíveis em  $P$ , que possuam pelo menos um comprimento de onda disponível fim-a-fim, ou seja, que podem ser utilizadas para a alocação de novos caminhos ópticos.

Após a definição dos conjuntos de caminhos agregáveis e viáveis, entre as Linhas 5 e 27, o algoritmo irá buscar por uma solução que atenda os requisitos da chamada.

Na Linha 6 é executada a função  $sortCost()$  para a ordenação dos caminhos e agrupamento dos caminhos disjuntos de menor custo em um único conjunto  $P_{aux}$ , em seguida a função  $minDD()$  avalia formas de rearranjar e selecionar os caminhos de  $P_{aux}$  gerando o conjunto  $P'$  de caminhos ópticos disjuntos com baixo retardo diferencial. O retardo diferencial é causado pela utilização de múltiplos caminhos que possuam diferentes retardos de propagação, o que pode acarretar na desordenação dos pacotes, requerendo a alocação de memória para o re-sequenciamento dos pacotes no nó de destino e, portanto, deve ser mitigado. O retardo diferencial entre dois caminhos  $p_i$  e  $p_j$  pode ser definido como  $dd(p_i, p_j) = |d_{p_i} - d_{p_j}|$  [Ahuja et al. 2004].

Neste ponto, o algoritmo definiu o conjunto  $P'$ , que possui os caminhos candidatos para a solução final de alocação, em seguida, nas Linhas 8 e 9 é avaliado se  $P'$  possui uma quantidade de banda passante disponível suficiente para acomodar a chamada, e se o número de caminhos em  $P'$  atende o nível de proteção parcial requisitado. A partir desse ponto, entre as Linhas 11 e 15, é definido o conjunto  $P^*$  composto do mínimo de caminhos ópticos provenientes de  $P'$  necessários para atender a demanda de banda passante da chamada. Nesse ponto, se existir uma solução, a chamada será aceita (Linha 19), e seu fluxo de dados será distribuído entre os caminhos ópticos agregáveis e/ou viáveis de  $P^*$ . Caso contrário, remove-se o primeiro caminho do conjunto  $P_{vlp}$  (Linha 22) e o algoritmo retorna para a Linha 6 para definir um novo conjunto candidato  $P'$ . Caso este processo iterativo não resulte em uma solução, ao esgotar os elementos de  $P_{vlp}$ , o algoritmo bloqueará a chamada.

### 3.2. Modelo de Custo

O custo  $C$  de um caminho, utilizado na Função  $sortCost$ , é calculado segundo a Equação 2.

$$C = \alpha_1.C_H + \alpha_2.C_D + \alpha_3.C_W + \alpha_4.C_F + \alpha_5.C_{BW} \quad (2)$$

No total, são utilizadas 5 métricas distintas para a composição do custo total de um caminho. Tal custo pode, ainda, sofrer um ajuste fino através da manipulação dos pesos  $\alpha_x$ , o que permite a adaptação da sensibilidade do algoritmo a cenários específicos.

$$C_H = \frac{numHops}{maxHops} \quad (3)$$

$$C_D = \frac{Delay}{maxDelay} \quad (4)$$

$$C_W = 1 - \frac{availableW}{maxW} \quad (5)$$

$$C_F = 1 - \frac{numFlow}{maxFlows} \quad (6)$$

$$C_{BW} = 1 - \frac{availableBW}{maxBW} \quad (7)$$

A variável  $C_H$ , custo em saltos, é a razão entre o numero de saltos do caminho e o numero de saltos do caminho relativo ao diâmetro da rede. A variável  $C_D$ , custo de retardo, é a razão entre o retardo de transmissão do caminho e o retardo do caminho relativo a transparente diâmetro da rede. A variável  $C_W$ , custo de comprimento de ondas

disponíveis, é o complemento da razão entre o número de comprimentos de ondas disponíveis fim-a-fim no caminho, e a capacidade de comprimentos de onda de um enlace. A variável  $C_F$ , custo de fluxos, é o complemento da razão entre o número de fluxos utilizados no caminho e a quantidade máxima de fluxos que podem ser agregados no mesmo. Finalmente, a variável  $C_{BW}$ , custo de banda passante, é o complemento da razão entre a quantidade de banda passante disponível no caminho e a capacidade do mesmo.

$C_H$  e  $C_D$  são métricas genéricas pois valem para qualquer caminho, as demais métricas são mais específicas, pois são relevantes apenas nos casos de caminhos ópticos já estabelecidos. Os caminhos de menor custo são aqueles que consomem menos recursos da rede. Na prática, a união entre métricas genéricas e específicas, e a correta manipulação de seus pesos permite, por exemplo, que um caminho óptico já estabelecido que esteja atendendo a uma grande quantidade de fluxos e que possua banda passante disponível, possa receber um custo baixo pelo fato de representar um recurso já alocado na rede que provavelmente não será liberado no curto prazo.

#### 4. Avaliação Numérica

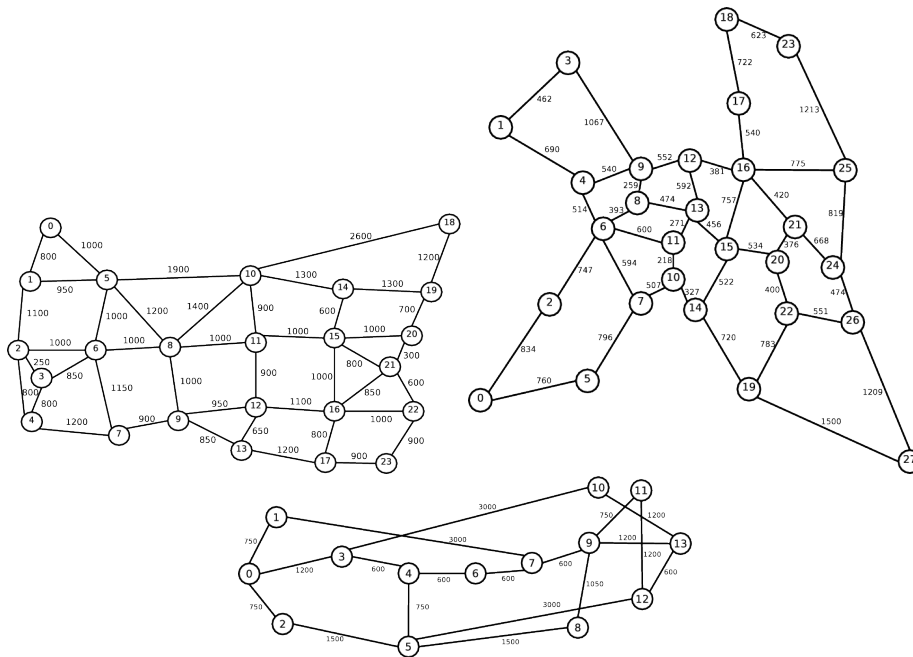
Os exemplos numéricos apresentados nesta seção comparam o algoritmo BCPP2 com o estado da arte da literatura, o algoritmo Smart-MDP [Das et al. 2009], e também com o algoritmo Smart-Real-MDP [André Costa Drummond and Barreto 2012] proposto anteriormente pelos mesmos autores deste trabalho. Para avaliar o desempenho dos algoritmos propostos foram realizadas simulações utilizando o simulador de redes ópticas WDMSim [Drummond 2010]. As topologias consideradas nas simulações, Figura 2, foram a USA com 24 nós e 43 enlaces bidirecionais, PanEuro, com 27 nós e 81 enlaces bidirecionais e a topologia NSFNet, com 16 nós e 50 enlaces bidirecionais. Os nós da rede são comutadores ópticos, OXCs, configurados com portas de agregação suficientes para que não haja contenção. Cada enlace de fibra carrega 16 comprimentos de onda, cada um com capacidade de 10Gbps. A arquitetura utilizada é do tipo transparente, ou seja, todos os caminhos ópticos são estabelecidos entre a origem e o destino das chamadas, e não há conversão de comprimentos de onda.

O processo de chegada das requisições de tráfego segue a distribuição de Poisson, com as granularidades baseadas em aplicações de vídeo de alta definição (2k, 4k e 8k) compactado e não compactado [Simeonidou et al. 2008]. As chamadas foram distribuídas uniformemente para todos os pares de comunicação da rede, e suas demandas por banda passante foram inversamente distribuídas seguindo os pesos apresentados na Tabela 1. De forma que chamadas com menor granularidade ocorram com maior frequência, e vice versa. O fator de proteção considerado para todas as chamadas foi de 50% ( $f = 0,5$ ), o mesmo utilizado em [Das et al. 2009].

Cada simulação foi realizada 10 vezes utilizando o método de replicações independentes. Para os resultados apresentados foram calculados intervalos de confiança com 95% de confiabilidade. Em cada simulação foram geradas 100.000 requisições de conexão para diferentes níveis de carga na rede. A carga é calculada em Erlang e definida como  $\text{taxaMediaChegada} \times \text{holdingTime} \times (\text{bandaRequisitada}/\text{Capacidade})$  [Ho and Lee 2007b]. As métricas utilizadas foram a taxa média de bloqueio de banda (MBBR), o número médio de caminhos ópticos estabelecidos por chamada aceita na rede (MNLP) e o Índice de Justiça de Jain (JFI) [Jain 1991] calculado sobre a MBBR de todos

**Tabela 1. Fluxos de Vídeo de Alta Capacidade**

Compactado	Banda (Mbps)	Peso
2k	192	100
4k	382	50
8k	1200	16
não Compactado	Banda Passante	Peso
2k	3056	6
4k	6112	3
8k	19200	1

**Figura 2. Topologias USA, PanEuro e NSFNet**

os pares origem-destino da rede. Para cada evento de chegada simulado, os algoritmos SMART-MDP, Smart-Real-MDP e BCPP foram executados. A faixa de carga considerada neste estudo foi definida de forma que o valor da BBR calculado para os algoritmos varia-se, aproximadamente, de 0 a 10%.

Na Figura 3 são avaliadas a MBBR e o MNLP para a topologia USA. Pode-se observar no gráfico da MBBR que os resultados do algoritmo BCPP2 apresentam valores bastante menores se comparados aos dos outros algoritmos, sendo quase uma ordem de grandeza (10x) em relação ao Smart-Real-MDP e até duas ordens de grandeza (100x) menor que o Smart-MDP. Para uma carga de 0,8 Erlang, a BBR do BCPP2 ainda permanece sendo cerca de 37% menor do que a do Smart-Real-MDP e por volta de 57% menor do que a do Smart-MDP. O BCPP2, além de apresentar uma MBBR muito menor do que a dos outros algoritmos, também foi capaz de economizar os recursos da rede, estabelecendo menos caminhos ópticos que os outros algoritmos, sendo até 75% menor do que o Smart-MDP e 18% menor em relação ao Smart-Real-MDP. O decaimento no número de caminhos ópticos estabelecidos em função do aumento da carga na rede demonstra a dificuldade dos algoritmos em encontrar novos caminhos em cenários com carga mais alta, o que é esperado. Estes resultados evidenciam a superioridade do mecanismo de bloqueio preventivo de enlaces do algoritmo BCPP2 que acaba escolhendo de forma mais criteriosa



os caminhos a serem utilizados na rede, o que permite que haja um enorme ganho em termos de bloqueio de chamada a partir de um maior aproveitamento dos caminhos ópticos já estabelecidos, o que fica claro nos resultados que indicam uma baixa necessidade de alocação de novos caminhos ópticos, principalmente em cargas mais baixas.

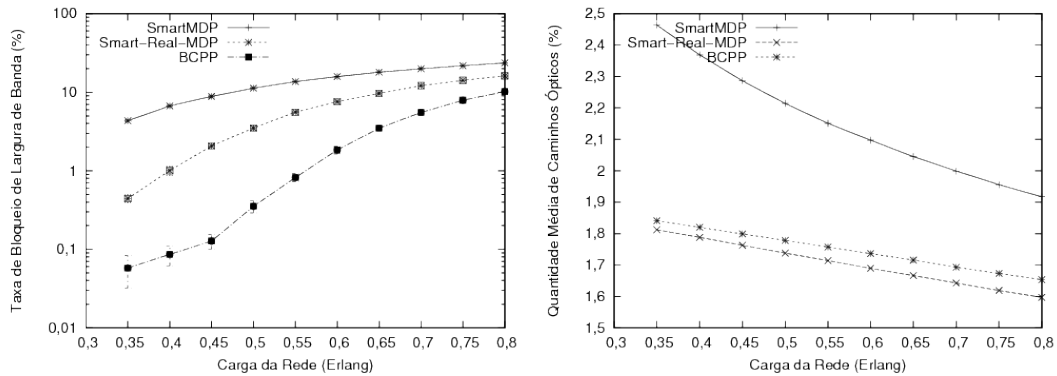


Figura 3. BBR e Número de caminhos ópticos estabelecidos para a rede USA.

A Figura 4 mostra os resultados para a topologia NSFNet, esta topologia tem a característica de ser mais restrita do que a USA e, portanto, exige uma maior capacidade dos algoritmos de alocação em encontrar caminhos alternativos para atender as chamadas. Neste cenário, o BCPP2 apresenta uma MBBR cerca de 50% menor do que a do algoritmo Smart-Real-MDP e aproximadamente 75% menor que a do Smart-MDP, chegando a atingir uma MBBR 22 vezes menor que a do Smart-MDP para 0,3 *Erlang*. Para uma carga de 0,65 *Erlang*, o BCPP2 apresenta um resultado 55% menor do que os resultados do Smart-MDP. Assim como na topologia USA, a economia de recursos realizada pelo algoritmo BCPP2 é evidente, sendo aproximadamente de 24% em relação ao Smart-MDP. Pode-se observar que o algoritmo BCPP2 foi capaz de lidar com a menor conectividade da topologia NSFNet e obteve resultados de BBR bastante inferiores aos dos outros algoritmos.

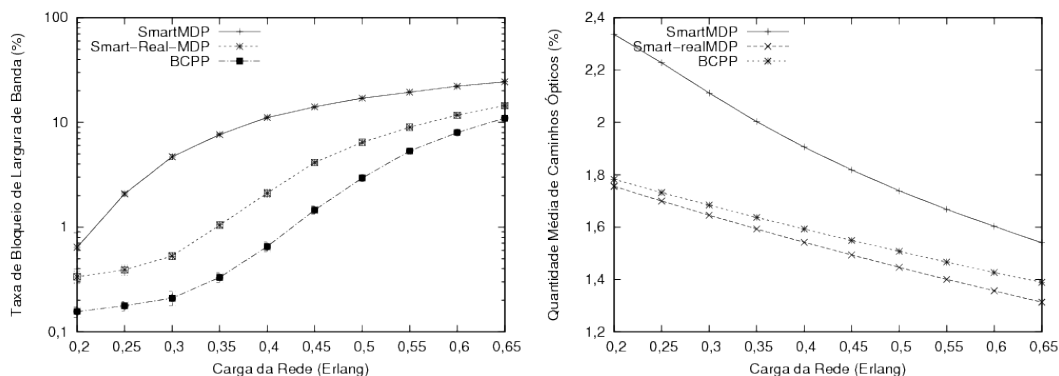


Figura 4. BBR e Número de caminhos ópticos estabelecidos para a rede NSFNet.

Na Figura 5 pode-se observar os resultados para a topologia PanEuro, esta topologia possui uma característica singular por possuir um núcleo bem conectado e 4 anéis externos contendo diversos nós de grau 2, o que dificulta bastante sua utilização no estabelecimento de rotas alternativas. Sendo este o cenário mais restrito avaliado, espera-se que os resultados dos algoritmos sejam mais próximos uns dos outros, porém, o algoritmo

BCPP2 apresentou resultados de MBRR melhores do que ambos os algoritmos, chegando a ser mais de uma ordem de grandeza menores do que os do algoritmo Smart-MDP. Mesmo para a maior carga avaliada, de 0.5 Erlang, onde ocorre a menor diferença entre os resultados, o BCPP2 consegue ser 50% mais eficiente do que o Smart-MDP. Na avaliação do número médio de caminhos ópticos estabelecidos, o BCPP2 apresenta resultados quase idênticos ao Smart-Real-MDP, todavia, mostra uma economia em torno de 20% com relação aos resultados do algoritmo Smart-MDP.

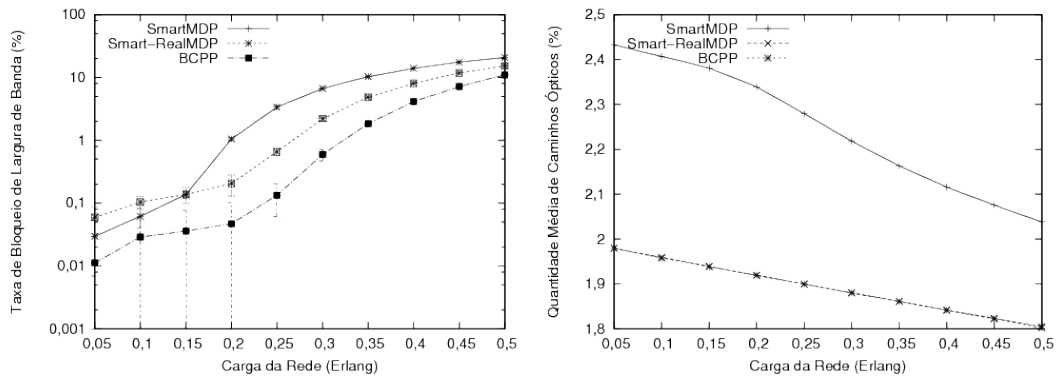


Figura 5. BBR e Número de caminhos ópticos estabelecidos para a rede PanEuro.

Na Tabela 2 estão apresentados os resultados do Índice de Justiça de Jain para as três topologias avaliadas. Comparando-se os resultados dos algoritmos BCPP2 e Smart-MDP, percebe-se um ganho do algoritmo BCPP2 que varia entre 15% até uma diferença máxima de 8 vezes. Estes resultados mostram que, além de apresentar uma taxa média de bloqueio de banda bastante reduzida e uma grande capacidade em agregar o tráfego em caminhos ópticos existentes, evitando assim a alocação de novos caminhos, o algoritmo BCPP2 também foi mais justo na alocação de recursos em relação a cada par origem-destino, o que implica em uma maior eficiência em evitar a criação de gargalos na rede.

## 5. Conclusão

O surgimento de aplicações com requisições extremas de banda passante tem trazido a necessidade da implementação de esquemas de roteamento adaptativo em redes ópticas WDM. Estas aplicações de alta capacidade tornam o mecanismo de proteção parcial e a técnica de roteamento multicaminho ferramentas essenciais para a provisão de soluções mais eficientes e confiáveis.

Este artigo propõe uma nova solução para o problema de agregação dinâmica de tráfego com proteção parcial que, além de utilizar uma função de custo abrangente, introduz um mecanismo de bloqueio preventivo capaz de prover, simultaneamente, justiça e economia de recursos, o que leva a uma menor taxa de bloqueio na rede.

O algoritmo proposto, *Best-Cost with Partial Protection* - BCPP2, mostrou ser mais eficiente que os algoritmos Smart-Real-MDP e o Smart-MDP, atingindo um nível de eficiência ordens de grandeza superior em relação a solução da literatura. O BCPP2 conseguiu melhorar os resultados com relação as métricas de taxa de bloqueio de banda, número de caminhos ópticos utilizados e justiça. O uso do bloqueio preventivo e a não utilização de algoritmos tradicionais de menor caminho, ajudou a evitar a formação de gargalos na rede, pois permitiram a escolha mais criteriosa de caminhos dentre todos as

## Jain Fairness Index (JFI)

Topologia PanEuro					
MBBR	2,0	4,0	6,0	8,0	10,0
Smart-MDP	0,01	0,12	0,23	0,30	0,37
Smart-Real-MDP	0,07	0,20	0,27	0,33	0,38
BCPP	0,08	0,21	0,31	0,35	0,43

Topologia NSFNet					
MBBR	2,0	4,0	6,0	8,0	10,0
Smart-MDP	0,16	0,31	0,38	0,43	0,50
Smart-Real-MDP	0,33	0,42	0,46	0,51	0,58
BCPP	0,30	0,48	0,53	0,58	0,61

Topologia USA					
MBBR	2,0	4,0	6,0	8,0	10,0
Smart-MDP	0,18	0,21	0,32	0,34	0,50
Smart-Real-MDP	0,15	0,27	0,27	0,34	0,58
BCPP	0,20	0,31	0,41	0,44	0,61

**Tabela 2.** Justiça na alocação de recursos para diferentes cenários de carga nas redes PanEuro, NSFNet e USA.

possibilidades existentes. A aplicação de uma função de custo abrangente foi fundamental para a seleção dos melhores caminhos, ou seja, os que consomem menos recursos. Por fim, a função que mitiga o atraso diferencial, torna o algoritmo proposto uma solução completa para ser implementada na prática.

Finalmente, o algoritmo BCPP2 demonstrou grande robustez ao apresentar resultados similares frente a diferentes cenários de avaliação que empregaram topologias com níveis de conectividade distintos.

### Referências

- Ahuja, S., Korkmaz, T., and Krunz, M. (2004). Minimizing the differential delay for virtually concatenated ethernet over sonet systems. In *International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 205–210.
- André Costa Drummond, P. J. d. S. J. and Barreto, P. A. S. M. (2012). Proteção parcial para demandas de alta capacidade em redes wdm transparentes. *SBRC 2012, Workshop de Gerência e Operação de Redes e Serviços*.
- Banerjee, D. and Mukherjee, B. (1996). A practical approach for routing and wavelength assignment in large wavelength-routed optical networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 14(5):903–908.
- Chen, X., Jukan, A., Drummond, A., and da Fonseca, N. (2009). A multipath routing mechanism in optical networks with extremely high bandwidth requests. In *Global Telecommunications Conference, 2009. GLOBECOM 2009. IEEE*, pages 1–6.
- Das, A., Martel, C., and Mukherjee, B. (2009). A partial-protection approach using multipath provisioning. In *Communications, 2009. ICC '09. IEEE International Conference on*, pages 1–5.

- Das, A., Martel, C., Mukherjee, B., and Rai, S. (2011). New approach to reliable multipath provisioning. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, 3(1):95–103.
- Deelman, E., Singh, G., Su, M.-H., Blythe, J., Gil, Y., Kesselman, C., Mehta, G., Vahi, K., Berriman, G. B., Good, J., Laity, A., Jacob, J. C., and Katz, D. S. (2005). Pegasus: A framework for mapping complex scientific workflows onto distributed systems. *Scientific Programming Journal*, 13(3):219–237.
- Drummond, A. C. (2010). Wdmsim (<http://www.lrc.ic.unicamp.br/wdmsim>).
- Dutta, R. and Rouskas, G. (2002). Traffic grooming in wdm networks: past and future. *Network, IEEE*, 16(6):46–56.
- Ho, Q.-D. and Lee, M.-S. (2007a). A zone-based approach for scalable dynamic traffic grooming in large wdm mesh networks. *IEEE Journal of Lightwave Technology*, page 261–270.
- Ho, Q.-D. and Lee, M.-S. (2007b). A zone-based approach for scalable dynamic traffic grooming in large wdm mesh networks. *IEEE Journal of Lightwave Technology*, 25(1):261–270.
- Huang, S., Martel, C., and Mukherjee, B. (2011). Survivable multipath provisioning with differential delay constraint in telecom mesh networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 19(3):657–669.
- Jain, R. (1991). The art of computer systems performance analysis: Techniques for experimental design, measurement, simulation and modeling.
- Kim, H. J. and Choi, S. G. (2010). A study on a qos/qoe correlation model for qoe evaluation on iptv service. In *Advanced Communication Technology (ICACT), 2010 The 12th International Conference on*, volume 2, pages 1377–1382.
- Padmanabhan, V., Wang, H., and Chou, P. (2003). Resilient peer-to-peer streaming. In *Network Protocols, 2003. Proceedings. 11th IEEE International Conference on*, pages 16–27.
- Rai, S., Deshpande, O., Ou, C., Martel, C., and Mukherjee, B. (2007). Reliable multipath provisioning for high-capacity backbone mesh networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 15(4):803–812.
- Ramamurthy, S., Sahasrabudhe, L., and Mukherjee, B. (2003). Survivable wdm mesh networks. *Lightwave Technology, Journal of*, 21(4):870–883.
- Simeonidou, D., Hunter, D., Ghandour, M., and Nejabati, R. (2008). Optical network services for ultra high definition digital media distribution. In *Broadband Communications, Networks and Systems, 2008. BROADNETS 2008. 5th International Conference on*, pages 165–168.
- Taylor, I. J., Deelman, E., Gannon, D. B., and Shields, M. (2007). *Workflows for e-Science. Scientific Workflows for Grids*. Springer.
- Wang, H., Modiano, E., and Medard, M. (2002). Partial path protection for wdm networks: End-to-end recovery using local failure information. In *Seventh International Symposium on Computers and Communications*.

- Xue, G., Zhang, W., Tang, J., and Thulasiraman, K. (2005). Establishment of survivable connections in wdm networks using partial path protection. Technical report, Department of Computer Science & Engineering, Arizona State University, Tempe, AZ.
- Yao, W. (2005). Survivable traffic grooming with path protection at the connection level in wdm mesh networks. *Journal of Lightwave Technology*, 23(10).