

Proteção Parcial para Demandas de Alta Capacidade em Redes WDM Baseada em Função de Custo Abrangente

Paulo J. S. Júnior², André C. Drummond¹

¹ Departamento de Engenharia Elétrica
Faculdade de Tecnologia
Universidade de Brasília

² 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 cost-effective 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 requerimento de alta largura de banda, 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 baseado em uma função de custo que considera um grande conjunto de métricas relevantes para o provisionamento de recursos com proteção parcial para requisições de alta capacidade em redes ópticas WDM.*

1. Introdução

Aplicações emergentes de alta capacidade como as aplicações de processamento de imagens [Deelman et al. 2005], e-Ciência [Taylor et al. 2007], ou de vídeos de alta definição [Simeonidou et al. 2008], tem trazido novos desafios para o problema de alocação eficiente de recursos em redes de transporte ópticas. Técnicas de roteamento multicaminhos e de proteção parcial permitem a obtenção de soluções que apresentam melhor desempenho e menor custo, mitigando o impacto destas aplicações sobre a rede.

Nos últimos anos temos observado a crescente implantação de redes ópticas com multiplexação por comprimentos de onda (Wavelength Division Multiplexing - WDM) nas infraestruturas de redes [Dutta and Rouskas 2002]. Em redes WDM, os nós são interligados por fibras ópticas, cada uma com capacidade para suportar

múltiplos canais de transmissão paralelos utilizando-se diferentes comprimentos de ondas. As redes WDM operacionais utilizam o paradigma de comutação por circuito cada qual sendo denominado caminho óptico. Para se estabelecer um caminho óptico é necessário resolver o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA)[Banerjee and Mukherjee 1996], que busca definir uma rota e alocar comprimentos de onda para o estabelecimento de um novo caminho óptico. Em sua formulação clássica, o problema de RWA é definido sobre redes ópticas transparentes, nas quais todo caminho óptico deve, necessariamente, ser estabelecido entre a origem e o destino da chamada, e a restrição de continuidade de comprimentos de onda deve ser atendida, ou seja, um mesmo comprimento de onda deve ser alocado em todos os enlaces entre a origem e o destino.

Em uma abordagem inicial, caminhos ópticos eram estabelecidos e utilizados para atender demandas de tráfego da camada superior (tipicamente SDH e agora IP) mapeando apenas um fluxo para cada novo caminho óptico. Essa técnica levava a um grande desperdício de banda passante visto que muitas vezes os fluxos possuíam uma demanda de banda passante da ordem de centenas de megabits por segundo, enquanto que um único caminho óptico possui uma capacidade de banda passante da ordem de dezenas de gigabits por segundo. Para que haja a utilização eficiente dos recursos da rede foi proposta uma nova abordagem na qual os fluxos podem ser agregados. Essa técnica é conhecida como agregação de tráfego (*traffic grooming*) [Cerutti et al. 2004], e define o problema de rotear uma demanda de tráfego sobre uma topologia virtual estabelecida. A topologia virtual fornece uma visão da conectividade de uma rede óptica, e é formada por todos os nós existentes na topologia física sendo conectados apenas aqueles pares de nós que possuam caminhos ópticos estabelecido entre eles.

A tecnologia WDM é amplamente utilizada em redes de transporte de alto nível (Tier 1) com 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 de técnicas de proteção e/ou restauração de caminhos ópticos [Ramamurthy et al. 2003] [Yao 2005].

Mecanismos de proteção podem ser configurados para proteger a totalidade ou apenas uma fração das informações no caso de uma falha. A proteção total é a forma mais utilizada e tradicional, porém pode não ser indicada para aplicações de alta capacidade. Devido a grande quantidade de banda passante demandada por esses tipos de aplicações, mecanismos de proteção total são inviáveis, pois a demanda de banda necessária para se prover redundância de caminho impactaria significativamente na disponibilidade de banda para outras aplicações. A proteção parcial tem um efeito menor na rede. Nesse contexto, a proteção parcial tem um custo menor e também permite que aplicações com tolerância à perda de dados operem sem que haja prejuízo na qualidade experienta (QoE) pelos usuários [Kim and Choi 2010] [Padmanabhan et al. 2003]. Como exemplo, pode-se citar as aplicações de distribuição de vídeo que utilizam codificação por múltiplos descritores.

A técnica de proteção parcial garante que, mediante a ocorrência de uma falha na rede, ou mais especificamente a falha de um enlace, os dados da conexão afetada sofram 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]. Esta técnica busca di-

vidir 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. Além disso, o uso de roteamento multicaminho também facilita a provisão de recursos na rede, pois provê a multiplicação de banda passante (novo limite supera a capacidade de um comprimento de onda)[Jaumard et al. 2007] e um melhor balanceamento de carga [Ahuja et al. 2004]. As técnicas de roteamento multicaminho e de agregação de tráfego em conjunto permitem um uso mais eficiente dos recursos, pois qualquer quantidade de banda passante que esteja disponível em um caminho óptico pode ser aproveitada na alocação de uma nova chamada.

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 para provisão de recursos e proteção parcial, motivado pelos resultados do trabalho anterior de um dos autores [Chen et al. 2009], 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 nosso algoritmo proposto se destaca pela aplicação de uma função de custo complexa utilizada para ordenar os possíveis caminhos a serem utilizados reduzindo de forma significativa o bloqueio das chamadas quando comparado aos resultados presentes na literatura. A função custo proposta utiliza métricas como o número de saltos, a distância, o número de comprimento de ondas livres, a quantidade de fluxos e a capacidade residual de cada caminho.

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, BCPP; 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 e considerados potenciais trabalhos futuros.

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 de eficiência e complexidade é feita entre estes paradigmas.

No estudo [Rai et al. 2007], o provisionamento multicaminho é investigado. Neste estudo é proposta uma métrica para o provisionamento das conexões. O autor demonstra que esta técnica é mais flexível, possui uma menor probabilidade de bloqueio e um custo menor de implementação ao ser comparada com a proteção tradicional.

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. Em redes WDM, espera-se que ao mesmo tempo que se promova o balanceamento da carga, sejam considerados aspectos de custo benefício.

A premissa de conversão total de comprimentos de onda considerada em vários trabalhos [Das et al. 2009, Das et al. 2011, Huang et al. 2011] que propõem soluções de roteamento multicaminho, não necessariamente pode ser implementada em redes operacionais devido ao alto custo que isto representa. Além disso, ao assumir esta premissa, o problema de RWA (NP-Completo [Dutta and Rouskas 2002]) reduz-se ao problema de roteamento clássico de custo polinomial.

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 enlace carregue mais fluxo do que o suportado. 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 comparilhada 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.

3. Algoritmo Proposto - BCPP

O algoritmo proposto, *Best-Cost with Partial Protection*, BCPP, foi desenvolvido para o cenário de tráfego dinâmico e tem por objetivo prover proteção parcial para aplicações de alta capacidade utilizando-se de técnica de roteamento multicaminho e agregação de tráfego. Para obter um alto grau de proteção parcial e um menor custo, o algoritmo adota uma estratégia inicial de gerar um grande número de caminhos ópticos possíveis e depois aplicar uma função que prioriza àqueles de menor custo.

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 uti-

lizados.

Para se definir o número mínimo de caminhos disjuntos necessários para o requisito de proteção parcial, f , é utilizada a equação $nP' \geq b/(b(1 - f))$.

O BCPP, assim como o algoritmo SMART-MDP [Das et al. 2009], implementa a abordagem utilizada no algoritmo SPLIT-DDCKDP [Huang et al. 2011] para gerar um conjunto de conjuntos de caminhos disjuntos, todavia, no BCPP é gerado apenas um único conjunto que une os caminhos ópticos “agregáveis” e “viáveis”. Os caminhos agregáveis são os caminhos ópticos já estabelecidos na rede, que por ainda apresentarem uma capacidade de largura de banda disponível, propiciam a agregação de novos fluxos dada a mesma origem e destino. Os caminhos viáveis são os novos caminhos ópticos que podem ser estabelecidos conectando a origem e destino da requisição, levando em consideração os recursos disponíveis na rede.

A partir deste conjunto, a solução final escolherá o número mínimo de multicaminhos disjuntos que satisfaçam a proteção parcial requisitada pela aplicação, ordenados com base na função de custo proposta. A escolha dos caminhos disjuntos é feita após a ordenação por critério de menor custo, o que não ocorre com o algoritmo da literatura. Esta estratégia comprovou uma acentuada melhora no resultado comparado ao algoritmo Smart-MDP, que escolhe um universo solução menor, pois cada conjunto selecionado tem uma quantidade menor de caminhos a serem escolhidos, em comparação a um único conjunto de possíveis soluções do BCPP.

O BCPP busca selecionar de forma mais criteriosa os caminhos ópticos de forma a aumentar a agregação do tráfego em caminhos ópticos existentes e/ou selecionando novos caminhos viáveis. Este procedimento aloca apenas os caminhos necessários, levando em consideração a quantidade total de banda requisitada pela chamada. Os caminhos ópticos estabelecidos geralmente são considerados em primeiro lugar, pois além de já terem sido estabelecidos através da função custo, que gera uma lista de caminhos viáveis mais baratos, sua utilização procura manter o máximo de disponibilidade de recursos por reaproveitar o caminho óptico. Esta abordagem evita o estabelecimento de novos caminhos ópticos desnecessários e prioriza a mais rápida liberação de recursos. A possível utilização dos novos caminhos ópticos ou viáveis, caso os caminhos ópticos agregáveis ainda não atendam o requisito de proteção parcial, é realizada com base na função custo e através da utilização de uma política de alocação de comprimentos de onda do tipo primeiro-ajuste (*First-Fit*). O pseudocódigo do algoritmo proposto pode ser visto na Figura 1.

BCPP - Best-Cost with Partial Protection

Entrada: Topologia física $PT(V_p, E_p)$.

Entrada: Topologia virtual $VT(V_v, E_v)$.

```

1: Aloca o custo de uma unidade para todas as arestas de  $E_p$ .
2: Para cada requisição  $R(s, d, b, f)$  faça
3:    $P_{glp} = GLP(VT, s, d)$ 
4:    $P_{vlp} = VLP(PT, P_{glp}, s, d)$  Usa parte da abordagem de [Huang et al. 2011] para encontrar um conjunto  $P$ 
   entre  $s$  e  $d$ .
5:    $P' = sortCost(P_{vlp}, P_{glp})$  Aplica a função custo para o vlp e glp.
6:   Enquanto Encontra caminhos  $P'$  e quantidade total de banda alocada menor igual a  $b$  faça
7:     Se fluxo total de  $P'$  seja pelo menos  $b$  então
8:       Se quantidade de  $P'$  seja maior ou igual a  $b/(b(1 - f))$  então
9:          $p^* = P'[x]$ 
10:        Se caminho  $P'$  for agregável então
11:          Aloca banda menor ou igual a  $b(1 - f)$ 
12:        Fim Se
13:        Se caminho  $P'$  for Viável então
14:          Aloca banda igual a  $b(1 - f)$ 
15:        Fim Se
16:      Fim Se
17:    Fim Se
18:     $x++$ ;
19:  Fim Enquanto
20:  Se existir  $p^*$  então
21:    Incrementa o custo de todas as arestas de  $p^*$  em uma unidade.
22:    Aceita a requisição
23:  Senão
24:    Rejeita a requisição
25:  Fim Se
26: Fim Para
27: Quando a requisição  $R(s, d, b, f)$  partir, decrementa o custo de todas as arestas de  $p^*$ .

```

Figura 1. BCPP - Best-Cost with Partial Protection

O BCPP recebe como entrada a topologia física e a topologia virtual. Na linha 1, o BCPP inicializa todas as arestas com custo 1. A partir da linha 2, o algoritmo tenta atender cada requisição $R(s, d, b, f)$. Na linha 3, o algoritmo identifica todos os caminhos ópticos agregáveis, P_{glp} , dados a origem s e o destino d , através da função $GLP(VT, s, d)$.

A função GLP recebe como parâmetros a topologia virtual da rede (VT), o par de nós origem-destino, e retorna um conjunto de caminhos ópticos disjuntos disponíveis. Com isso, o algoritmo passa a considerar a possibilidade de realizar agregação de tráfego nos caminhos ópticos existentes. Este conjunto de caminhos ópticos formam a lista de caminhos agregáveis. Uma nova lista de caminhos viáveis, VLP , é criada em seguida.

A função VLP recebe como parâmetro a topologia física da rede (PT) e retorna um conjunto de caminhos ópticos viáveis P_{vlp} para a mesma origem e destino da requisição. Para tal, VLP executa um algoritmo que avalia cada caminho em potencial buscando a ocorrência de pelo menos um comprimento de onda livre ao longo de todos os enlaces deste caminho. Em caso positivo o caminho é mantido, caso contrário o caminho é removido do conjunto. Em seguida, os conjuntos P_{glp} e P_{vlp} são passados para a função $sortCost$. Com estes dois conjuntos, o BCPP aplica a função custo, $sortCost(P')$ (Linha 5). Em seguida, são retirados os caminhos disjuntos e verificado se a quantidade de caminhos viabiliza a proteção parcial, caso contrário, a requisição é rejeitada.

A função custo, linha 6, gera uma lista crescente ordenada pelo custo para posterior exclusão dos caminhos não disjuntos. Os procedimentos entre a linha 3 e 5 são os principais responsáveis pela melhora do resultado em comparação ao algoritmo Smart-MDP [Das et al. 2009]. A partir da linha 6, o BCPP irá alocar o máximo de banda passante permitida de acordo com a perda aceitável contratada. Se a quantidade de caminhos escolhidos atender a proteção parcial requisitada, o algoritmo não bloqueará a requisição. Das linhas 8 à 19, um conjunto P^* será formado como a solução de proteção parcial. Na linha 21, caso exista um conjunto P^* , o algoritmo irá incrementar o custo de todas as arestas de P^* em uma unidade e aceitará a requisição. Caso não exista P^* , a requisição será rejeitada.

A função custo utilizada, *sortCost*, objetiva minimizar os recursos conforme fórmula a seguir:

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

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

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

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

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

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

A Equação 2 é utilizada para calcular o custo total de um caminho, sendo composta por um total de 5 métricas diferentes. O cálculo do custo de um caminho pode, ainda, sofrer um ajuste fino através da manipulação dos valores das constantes α_x , o que permite uma melhor adaptação do algoritmo a cenários específicos. 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 ao 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 numero 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.

Para se avaliar a complexidade do algoritmo BCPP, devemos considerar, primeiramente, a complexidade do algoritmo SMART-MDP, que é de $O(|K|. (|E| + |V| \log |V|))$ [Das et al. 2009], onde E e V são os conjuntos de enlaces e nós da rede, e K é o tamanho máximo do conjunto de caminhos obtidos pela execução de um algoritmo de K menores caminhos. No caso do algoritmo BCPP, as funções *GLP*, *VLP* e *sortCost* são as que impõem a maior complexidade e, portanto, devem ser analisadas.

A função GLP deve encontrar todos os conjuntos de caminhos ópticos disjuntos, dado o conjunto de todos os caminhos ópticos existentes, para um determinado par origem-destino. Este problema pode ser mapeado no problema clássico de empacotamento de conjuntos, que é NP-Completo. Para evitar tal nível de complexidade, o BCPP implementa uma heurística simples que une todos os conjuntos de caminhos ópticos com o objetivo de obter um conjunto maior de possibilidades, adiando a escolha dos caminhos disjuntos para uma etapa posterior. Dessa forma, a complexidade desta função limita-se a $O(|LP|^2)$.

A função VLP avalia todos os caminhos em P , e para cada um considera todos os comprimentos de onda existentes na rede (W), no pior caso, portanto, sua complexidade é da ordem de $O(|W|.|P|)$.

Após encontrar os caminhos ópticos agregáveis (P_{glp}) e viáveis (P_{vlp}), o BCPP executa a função $sortCost(P')$ que implementa uma heurística que ordena todos os caminhos ópticos em ordem crescente conforme a função custo com complexidade de $O(|P'|^2)$ onde $|P'| \leq |P| + |LP|$.

A complexidade total das 3 funções é da ordem de $O(|LP|^2 + |W|.|P| + (|P| + |LP|)^2)$, como $LP \subset P$, e $|P| = O(|K|)$ então temos $O(|W|.|K| + |K|^2)$. Portanto, a complexidade final do algoritmo BCPP é $O(|K|.(|E| + |V|log|V| + |W| + |K|))$. Como o valor de K é limitado pelo nó de maior grau da rede e o valor de W é pequeno na prática, $|W|.|K|$ e $|K|^2$ não são termos dominantes para a complexidade do novo algoritmo.

4. Avaliação Numérica

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 e não há conversão de comprimento de onda.

O processo de chegada das requisições de tráfego, com as granularidades baseadas em aplicações de vídeo de alta definição (2k, 4k e 8k) compactado e não compactado [Simeonidou et al. 2008], segue a distribuição de Poisson. As chamadas foram geradas uniformemente para todos os pares de comunicação da rede, e sua demanda por banda passante foi inversamente distribuída seguindo os pesos apresentados na Tabela 1. 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 $taxaMediaChegada \times holdingTime \times (bandaRequisitada/Capacidade)$. As métricas utilizadas foram a taxa de bloqueio de banda (BBR) e o número médio de caminhos ópticos estabelecidos por chamada aceita na rede. Para cada evento de chegada simulado, os algoritmos SMART-MDP e BCPP foram executados. A faixa de carga considerada

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

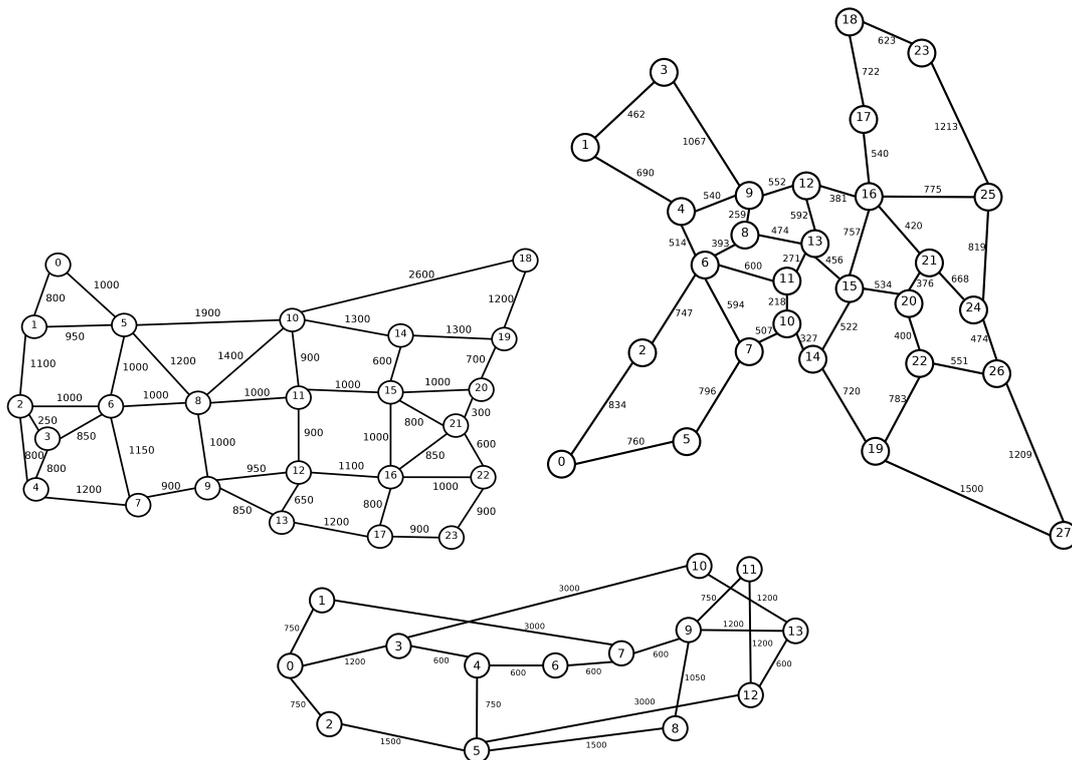


Figura 2. Topologias USA, PanEuro e NSFNet

neste estudo foi definida de forma que o valor da BBR calculado para os algoritmos varia-se, aproximadamente, de 0 a 10%.

Nas Figuras 3, 5 e 7, são apresentados os resultados de taxa de bloqueio de banda (BBR) para as três topologias pesquisadas. Nas Figuras 4, 6 e 8, são apresentados os resultados para o número médio de caminhos ópticos estabelecidos por chamada.

A Figura 3 compara os resultados da BBR para o BCPP e o Smart-MDP na topologia USA. Pode-se observar que o BCPP apresenta uma taxa de bloqueio até duas ordens de grandeza (100x) menor do que a do Smart-MDP para cargas baixas, mantendo-se ainda cerca de 50% menor quando o valor da BBR se aproxima de 10%. A Figura 4 destaca que o BCPP também economiza recursos utilizando menos caminhos ópticos que o Smart-MDP, variando este resultado em torno de 20%. O BCPP mantém quase estável a média de caminhos ópticos estabelecidos independentemente da carga na rede, indicando que não há desperdício de recursos em cargas baixas, o que evidencia a superioridade do

mecanismo de agregação proposto.

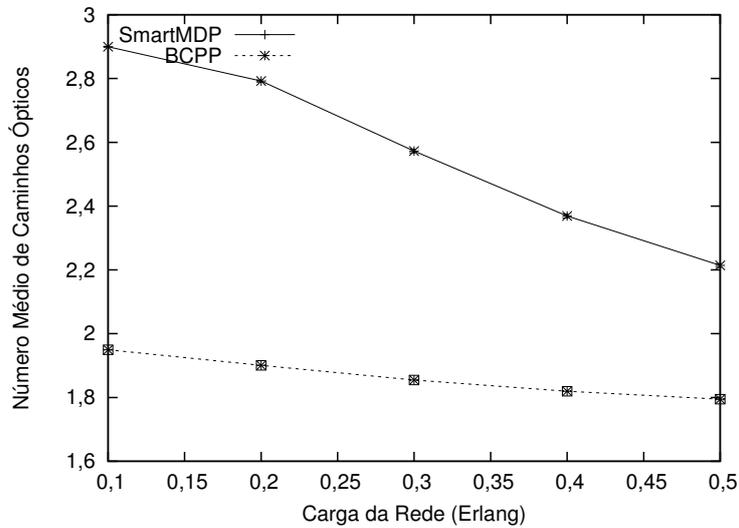


Figura 3. Taxa de bloqueio de banda para topologia USA.

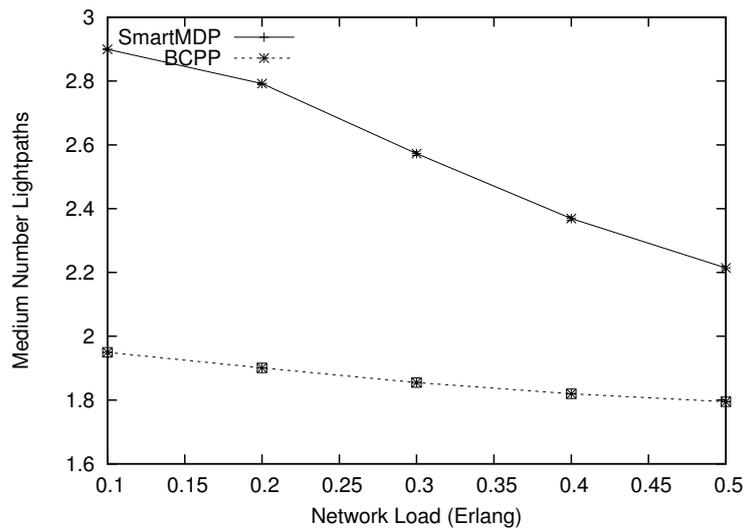


Figura 4. Média de caminhos ópticos estabelecidos por chamada para topologia USA.

A Figura 5 compara o BCPP e o Smart-MDP na topologia PanEURO. Os resultados para o algoritmo BCPP não apresentam bloqueio até a carga de 0.15 *erlang*, quando então estão mostrados quase duas ordens de grandeza abaixo dos resultados do algoritmo Smart-MDP. A Figura 6 destaca que o BCPP também economiza recursos utilizando menos caminhos ópticos que o Smart-MDP, também variando este resultado em torno de 20%.

A Figura 7 compara o BCPP e o Smart-MDP na topologia NSFNet. Vale ressaltar que a topologia NSFNet possui um grau de conectividade menor do que as anteriores, o que dificulta o trabalho dos algoritmos em encontrar recursos para as chamadas. Apesar disso, os resultados da BBR do algoritmo BCPP iniciam, para cargas baixas, sendo uma ordem de grandeza menores, alcançando até duas ordens de grandeza a menos do que os resultados do Smart-MDP para uma carga de 0.2 *Erlang*. A Figura 8 destaca que o BCPP

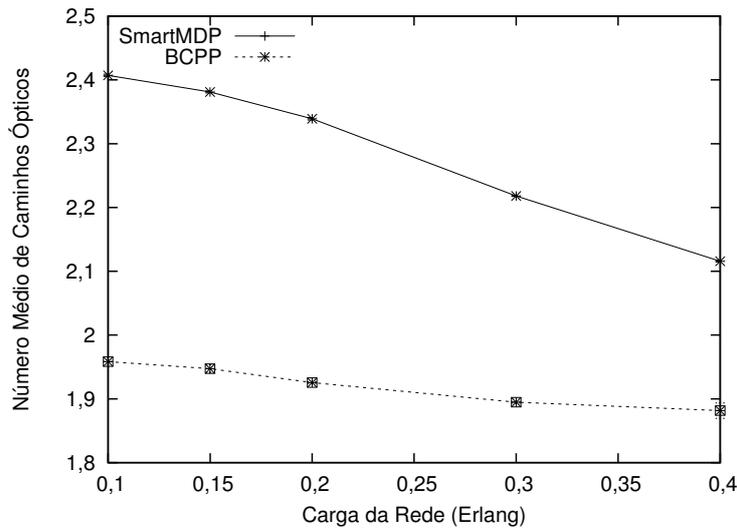


Figura 5. Taxa de bloqueio de banda para topologia PanEURO.

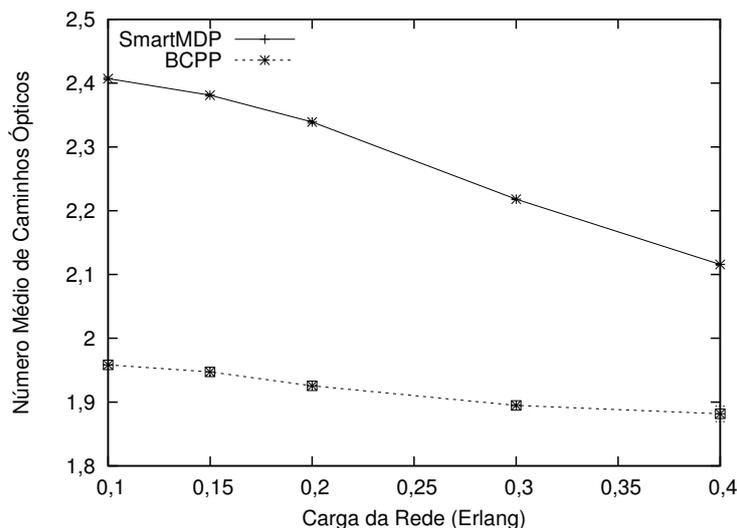


Figura 6. Média de caminhos ópticos estabelecidos por chamada para topologia PanEURO.

também economizou recursos estabelecendo entre 30% e 20% menos caminhos ópticos do que o algoritmo Smart-MDP. Esses resultados evidenciam a robustez do algoritmo BCPP frente as características das topologias avaliadas.

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 propõem uma nova solução para o problema de agregação dinâmica de tráfego dinâmico com proteção que utiliza uma função custo abrangente que permite uma melhor seleção de caminhos na rede de forma a obter resultados com uma menor

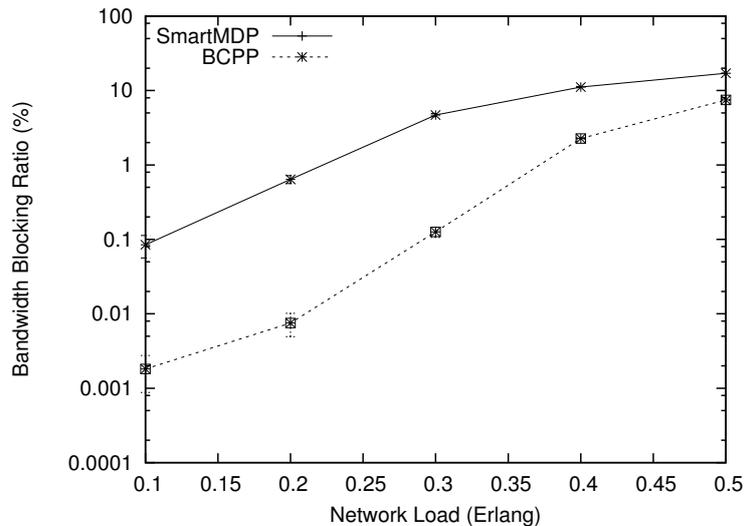


Figura 7. Taxa de bloqueio de banda para topologia NSF.

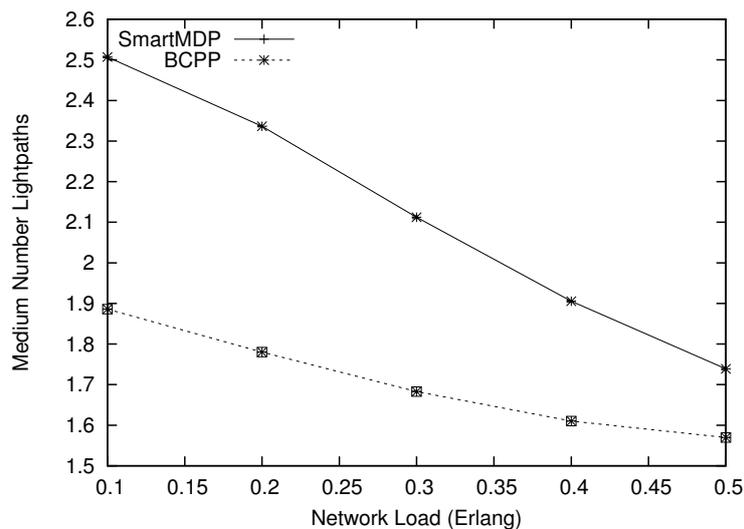


Figura 8. Média de caminhos ópticos estabelecidos por chamada para topologia NSF.

taxa de bloqueio, a partir do reuso mais eficiente de caminhos ópticos já estabelecidos. A solução proposta tem como principal objetivo atender o requisito de proteção parcial das chamadas utilizando os recursos da rede de forma eficiente.

O algoritmo proposto, BCPP, mostrou ser mais eficiente que o algoritmo SmartMDP, tanto com relação à taxa de bloqueio de banda como na alocação mais inteligente dos recursos. A utilização de uma função custo abrangente e a geração de um conjunto maior de caminhos ópticos viáveis foram os fatores principais para a escolha de melhores soluções para cada chamada. Finalmente, o algoritmo demonstrou grande robustez ao apresentar resultados similares frente a diferentes cenários de avaliação que empregaram topologias com características distintas.

Referências

- Ahuja, S., Korkmaz, T., and Krunz, M. (2004). Minimizing the differential delay for virtually concatenated ethernet over sonet systems. In *Computer Communications and Networks, 2004. ICCCN 2004. Proceedings. 13th International Conference on*, pages 205–210.
- 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.
- Cerutti, I., Fumagalli, A., and Sheth, S. (2004). Performance versus cost analysis of wdm networks with dynamic traffic grooming capabilities. In *Computer Communications and Networks, 2004. ICCCN 2004. Proceedings. 13th International Conference on*, pages 425–430.
- 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.
- 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.
- Jaumard, B., Meyer, C., and Thiongane, B. (2007). Comparison of ilp formulations for the rwa problem. *Optical Switching and Networking*, pages 157–172.
- 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., Sahasrabudde, 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).