

Algoritmo para Roteamento e Agregação de Tráfego em Redes Ópticas Inter-Domínio

Renato T. R. da Silva¹, André C. Drummond¹
Nelson L.S. da Fonseca¹, Admela Jukan²

¹Instituto de Computação - Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)

renato@lrc.ic.unicamp.br, {andred,nfonseca}@ic.unicamp.br

²Technische Universität Carolo-Wilhelmina zu Braunschweig

jukan@ida.ing.tu-bs.de

Abstract. *In WDM optical networks low speed traffic flows can be multiplexed into optical channels called lightpaths, this approach is known as traffic grooming and it aims to better utilize the network resources. In multi-domain scenarios on which each flow can traverse several domains, the network grooming capability is of high impact on the network performance. In such scenario the lightpath setup time can be very large, what would impact significantly the efficiency of the services provided. This paper presents a novel multi-domain traffic grooming algorithm that is capable of providing small setup times by applying a reduced number of messages to perform routing.*

Resumo. *Nas redes ópticas WDM utiliza-se da técnica de agregação de tráfego para transmitir diversos fluxos de baixa demanda em canais ópticos de alta capacidade, a fim de se utilizar eficientemente os recursos disponíveis. Em cenários multi-domínio esta técnica torna-se altamente relevante, dado o volume do tráfego transportado entre os domínios. Como não há conhecimento global da topologia e dos estados dos enlaces, o tempo gasto para o estabelecimento das conexões é um ponto de suma importância para a provisão eficiente de serviços. Este artigo apresenta um novo algoritmo para agregação de tráfego e roteamento inter-domínio em redes ópticas WDM, que produz baixos tempos para estabelecimento das conexões bem como, evitando a excessiva troca de mensagens para o cálculo das rotas.*

1. Introdução

Dada a alta demanda por banda passante gerada pelas aplicações emergentes, as redes ópticas exercem um papel fundamental para o contínuo crescimento da Internet. A principal tecnologia óptica empregada nesta rede é denominada WDM (*Wavelength Division Multiplexing*), na qual fibras transportam diversos comprimentos de onda, que são alocáveis para a formação de caminhos fim-a-fim denominados *caminhos ópticos*. Os comprimentos de onda são, na realidade, canais com alta capacidade de transmissão, geralmente da ordem de Gbps.

Enquanto, no domínio óptico, a informação é transmitida ao longo de canais pré-estabelecidos, no domínio IP, a informação é transmitida em pacotes. Para a integração destas duas formas de transporte, uma arquitetura denominada IP/WDM foi proposta

tanto pelo ITU-T (*International Telecommunication Union*) e pelo IETF (*Internet Engineering Task Force*). Esta arquitetura especifica um plano de controle que permite a criação de caminhos nas redes ópticas para o transporte dos fluxos IP.

Há, no entanto, uma enorme discrepância entre a demanda de um fluxo IP e a capacidade de transmissão dos canais ópticos. Enquanto canais ópticos possuem capacidade da ordem de Gbps, a demanda dos fluxos IP é da ordem de Mbps. Para que haja uso mais eficiente dos recursos, diversos fluxos IP são agregados e transportados em um mesmo canal, utilizando-se mecanismos de Agregação de Tráfego (*Traffic Grooming*).

Domínios são seções autônomas da rede e possuem diferentes implementações tecnológicas bem como diferentes regras administrativas. Soluções para problemas de agregação de tráfego para cenários multi-domínio demandam maior complexidade do que as soluções intra-domínio, dado a necessidade de se considerar diversos aspectos, tais como sobrecarga de sinalização, conhecimento e comunicação entre domínios, o tempo para estabelecimento das chamadas, entre outros.

Algoritmos para a agregação dinâmica de tráfego em cenários multi-domínio não devem apenas se preocupar em prover baixas taxas de bloqueio de chamadas, como ocorre no cenário de um único domínio, mas, principalmente, devem ser capazes de realizar a alocação de recursos na rede no menor tempo e com o mínimo de interferência possível.

A agregação de tráfego é, conseqüentemente, de suma importância em cenários inter-domínio dado o grande volume de tráfego transportado nos enlaces que os conectam. Apesar de existirem inúmeras soluções para o caso intra-domínio, poucas são as soluções que consideram os cenários multi-domínio. Neste artigo, introduz-se um algoritmo para agregação de tráfego inter-domínio que combina técnicas de roteamento e agregação de tráfego. A solução proposta é eficiente, considera a restrição da independência administrativa dos domínios, e diminui de forma significativa a sobrecarga imposta pela sinalização para o estabelecimento das conexões.

A solução proposta adota um procedimento *off-line* para a computação das rotas, o que demanda o conhecimento da topologia da rede. O conhecimento global da rede, que inclui todos os nós e os estados dos enlaces, não é factível, em especial devido a restrições administrativas. Soluções para a necessidade de conhecimento global da rede tem sido propostas; dentre elas, destacam-se os modelos *full-mesh* e *simple node abstraction*. No primeiro, troca-se informação sobre todos os caminhos ópticos estabelecidos e seus estados (topologia virtual), sempre que existir uma mudança significativa no estado global. No segundo, utilizado na proposta apresentada neste artigo, a topologia da rede é abstraída como um *grafo auxiliar* $G = (V, E)$, onde os nós do grafo representam os domínios, e o conjunto de arestas a ligação entre os mesmos. Mostrou-se em [Liu et al. 2008] que, com a utilização deste esquema de abstração, consegue-se alcançar valores de bloqueios semelhantes ao modelo *full-mesh*, ao passo que a sobrecarga imposta para troca de informação é muito menor.

A presente proposta assume a existência de elementos de computação de rota denominados PCE (*Path Computation Element*). Eles centralizam as informações e métodos de roteamento em suas áreas de atuação, simplificando o processo e fazendo com que o mesmo se torne escalável [Saad et al. 2007]. Devido a grande efetividade deste tipo de mecanismo, o uso de PCE's é recomendado pela ITU-T para utilização em cenários multi-

domínio [ITU-T].

Em cenários multi-domínio, a sinalização é essencial dado que em tais cenários os domínios são controlados por diferentes regras e não possuem conhecimento global dos nós e estados dos enlaces. Um grande esforço foi feito no sentido de padronizar mensagens de controle inter-domínio, como para fins de reserva de recursos (Protocolo RSVP-TE) e comunicação entre elementos PCE's (Protocolo PCEP). A preocupação por mecanismos de sinalização está no fato de que um esquema ineficiente influencia tanto na taxa de transmissão dos fluxos, como em tempo de estabelecimento das conexões e sobrecarga da rede.

Foram propostas anteriormente estratégias de estabelecimento de conexões para cenários multi-domínio denominadas *per-domain* e BRPC (*Backward Recursive Path Computation*) [Casellas et al. 2009]. A estratégia *per-domain* é a mais simples, e baseia-se na criação de caminhos ópticos entre os domínios sem assumir uma rota pré-definida. O esquema BRPC calcula um caminho ótimo no sentido inverso: do destino até a origem. Até agora na literatura, os melhores resultados para taxa de bloqueio são alcançados com o esquema BRPC. Entretanto, para nenhum dos esquemas existe uma preocupação em reduzir a sobrecarga da sinalização, que é de suma importância para redução do tempo de estabelecimento de conexão em cenários inter-domínio. Por outro lado, o algoritmo proposto neste artigo, pretende alcançar taxas de bloqueio comparáveis com os métodos existentes, diminuindo a sobrecarga causada pela sinalização e o tempo de resposta ao usuário. Além disso, o algoritmo respeita a restrição da independência administrativa, o que implica que cada domínio pode implementar suas próprias políticas e métodos para passagem dos fluxos.

2. Trabalhos Relacionados

A literatura sobre agregação de tráfego inter-domínio é bem recente, existindo um pequeno número de trabalhos relacionados. Para a formulação da solução do problema considerou-se trabalhos relevantes sobre a agregação de tráfego no âmbito intra-domínio, bem como trabalhos que abordam diferentes questões em cenários multi-domínio [Chen et al. 2008, Huang et al. 2008, Liu et al. 2008, Yang and Ramamurthy 2003].

O estudo [Chen et al. 2008] propõem um mecanismo de agregação de tráfego hierárquico em redes WDM. Apesar desta abordagem não trabalhar com diferentes domínios ópticos, o algoritmo propõe uma divisão da rede que é semelhante ao modelo hierárquico. A rede é subdividida em diversos *clusters*, que possuem um nó eleito como *nó hub*. A transmissão entre diferentes *clusters* é feita somente pelos nós eleitos, e os mesmos são responsáveis por fazer a agregação de tráfego de toda sua área. A semelhança para este caso está no mapeamento de *clusters* para domínios, e *nós hub* para os nós de borda. A proposta assume, entretanto, uma matriz de tráfego estática e pré-definida.

Um dos poucos artigos que abordam a agregação de tráfego inter-domínio, até o presente momento, é encontrado em [Huang et al. 2008]. Nele, foi proposto um algoritmo que atua em conjunto com os algoritmos RWA dos domínios. São propostas duas políticas de gerenciamento intra-domínio responsáveis pelo roteamento e alocação dos recursos. Elas se diferenciam na forma da escolha dos comprimentos de onda a serem utilizados na transmissão. Esta abordagem é interessante para o roteamento dinâmico das chamadas, que tipicamente trabalha com pouco conhecimento sobre a topologia da rede. No entanto,

ela não considera o princípio fundamental da independência administrativa dos domínios.

Em [Liu et al. 2008], estuda-se a escalabilidade de mecanismos para o roteamento inter-domínio. Os mecanismos avaliados fazem uso da troca de informação sobre a topologia virtual para roteamento da chamadas. Dois esquemas de abstração da rede foram apresentados: *simple node abstraction* e *full-mesh*. No primeiro, cada domínio é representado por um nó, e a informação de interesse corresponde aos caminhos ópticos inter-domínio. Na segunda, toda a topologia virtual é retratada. Avaliou-se a sobrecarga da troca de informações para atualização dos esquemas, o número de falhas no estabelecimento de conexões e o bloqueio apresentado. Para o esquema *full-mesh*, foram apresentadas duas políticas para atualização das informações: *Maximum Relative Change* (MRC) e *Most Used-Maximum Relative Change*. Para o esquema *simple node abstraction*, a atualização é feita a partir da métrica *fator de mudança significativa* (SCF), que expressa um percentual de mudança do estado da rede.

O esquema *simple node abstraction* apresentou resultados de bloqueio semelhante gerados pelo modelo *full-mesh*, nas diferentes políticas, e demanda uma menor quantidade de informações trocadas. Tais resultados mostram que a representação *simple node abstraction*, além de mais simples, produz resultados satisfatórios sem, no entanto, sobrecarregar a rede com a troca excessiva de informações.

O estudo [Yang and Ramamurthy 2003] propõem um mecanismo de roteamento inter-domínio que tenta respeitar a restrição da continuidade do comprimento de onda. Para tanto, são comparadas duas abordagens: roteamento na camada óptica, e roteamento na camada digital. A camada óptica é composta por enlaces e nós ópticos, enquanto a camada digital considera os conjuntos de nós e enlaces que efetuam a transmissão de um sinal sem necessidade de conversão O-E-O. O autor propõe um modelo alternativo entre as duas abordagens, e avalia sua efetividade. O trabalho não considera a questão da agregação, e impõe, também, aos domínio utilizarem a mesma política interna.

O presente trabalho integra a agregação de tráfego aos mecanismos de roteamento e representação da topologia da rede. Com isto o algoritmo visa melhor utilizar os recursos disponíveis, diminuir a sobrecarga causada pelas mensagens de sinalização, além de diminuir o tempo de estabelecimento das conexões.

Embora em [Huang et al. 2008] seja apresentado um algoritmo para a agregação de tráfego inter-domínio, as características do estudo citado divergem em diversos pontos da proposta aqui apresentada. Em [Huang et al. 2008], o algoritmo proposto impõe que a mesma política RWA seja utilizada em todos os domínios. O estabelecimento da conexão é caracterizado como sendo um único caminho óptico fim-a-fim que atravessa todos os domínios. Esta premissa é menos realista, visto que isto implica em um alto custo e grande complexidade [Spadaro et al. 2009]. Ademais, o tráfego simulado nos experimentos em [Huang et al. 2008] é composto de uma matriz estática, contrastando com o tráfego dinâmico dos experimentos realizados para o algoritmo no presente artigo.

3. Algoritmo Proposto

A solução para o problema do roteamento nesta proposta utiliza um esquema de abstração da topologia denominado *Simple Node Abstraction*, que provê uma visão simplificada da rede, sem informações sobre o estado interno dos domínios. Tal representação reduz

significativamente a complexidade do roteamento, ao passo que produz bons resultados em termos de probabilidade de bloqueio [Liu et al. 2008].

A representação criada para este tipo de abordagem está ilustrada na Figura 1.

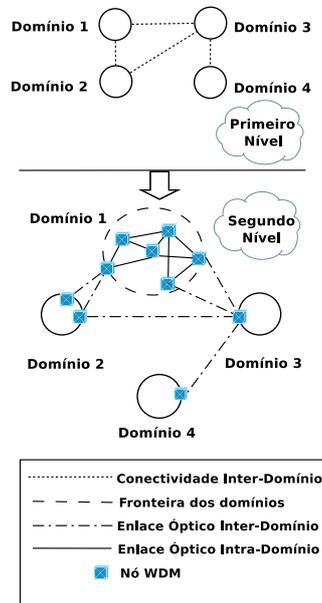


Figura 1. Representação do Esquema *Simple Node Abstraction*

O primeiro nível representa o conhecimento comum aos diferentes elementos PCE's, composto apenas pelos domínios e de suas respectivas ligações. O segundo nível retrata o conhecimento de um PCE em específico: ele é composto, além da informação de primeiro nível, do conhecimento da topologia do seu domínio e dos nós de borda da rede.

O algoritmo proposto envolve duas etapas: o PCE do domínio de origem da conexão faz o cálculo da rota inter-domínio com base no grafo auxiliar de prévio conhecimento. Em seguida, para cada salto da rota, mensagens de sinalização são enviadas para a reserva de recursos ao longo do caminho.

Utiliza-se o algoritmo de Dijkstra para roteamento. Com isto, uma menor quantidade de mensagens de sinalização é necessária, bem como o tempo de estabelecimento das chamadas é reduzido, uma vez que sempre o caminho com menor número de saltos é escolhido.

A agregação de tráfego nos enlaces inter-domínio é feita a partir de uma política de seleção aleatória (*Random Pick*) nos enlaces com capacidade de transmissão para o fluxo F . Esta política distribui melhor o tráfego nos enlaces evitando que se crie gargalos.

Ao gerar uma conexão inter-domínio, o PCE de origem faz o cálculo da rota e registra em sua tabela de roteamento inter-domínio a entrada $R = (D_d, B, G, K, L)$, onde D_d representa o domínio de destino, B a banda passante requisitada, G o grafo auxiliar utilizada para computação da rota, K o total de tentativas de conexão para este fluxo, e L o enlace óptico inter-domínio utilizado para a passagem para o próximo domínio.

Feito o registro, o domínio de origem constrói uma nova mensagem de sinalização que é passada para os próximos domínios do caminho com as informações sobre o fluxo.

Esta mensagem pode ser descrita como $R_N = (F, P, B, L)$, onde F é um identificador único do fluxo, P representa o caminho a ser percorrido, e L o enlace inter-domínio de entrada para o domínio receptor da mensagem. L_1 representa o nó de borda de ingresso no domínio, e L_2 o nó de borda de egresso. Os domínios receptores, por sua vez, gravam em sua tabela de roteamento a informação $R_I = (F, D_n, E)$, onde D_n representa o próximo domínio do caminho e E o conjunto de recursos reservados para o fluxo.

A cada recebimento de R_N , o domínio receptor faz a reserva de recursos e repassa a mensagem para o domínio seguinte contido em P . Ao alcançar o destino, este responde com uma mensagem $R_A = (F)$, indicando que o mesmo foi aceito e a transmissão pode ser iniciada.

Na ocorrência de um bloqueio, o ponto de falha envia uma mensagem $B = (F, D_i, T)$ para o domínio de origem, onde D_i representa o domínio da falha, e T representa o tipo da mesma: impossibilidade de reserva de recursos dentro do domínio, ou enlace inter-domínio sem capacidade de transmissão

Para o primeiro caso, o domínio de origem retira de G o nó correspondente ao domínio responsável pelo bloqueio. Para o segundo, é retirado de G o enlace que faz a conexão entre D_i e D_{i+1} . Caso não se tenha feito o número de iterações pré-estabelecidas, calcula-se uma rota alternativa baseado no novo G , e tenta-se novamente estabelecer uma conexão.

A motivação para o cálculo de rotas alternativas reside no fato da complexidade dos cenários multi-domínio. O bloqueio em D_i não corresponde necessariamente a um congestionamento em toda rede. Da mesma forma, o bloqueio na ligação entre D_i e D_{i+1} não necessariamente corresponde a incapacidade total da rede em transmitir o fluxo. Remover o ponto de falha da conexão promove, conseqüentemente, que haja um melhor balanceamento das chamadas, bem como aumenta a probabilidade das mesmas serem aceitas.

O algoritmo está decomposto em três partes: chegada de uma nova chamada, mensagens para alocação de recursos e mensagens de bloqueio. Estes eventos estão descritos, respectivamente, nos algoritmos 1, 2 e 3.

Algoritmo 1 Chegada de uma nova chamada

```

1: Para cada chamada  $R = (D_d, B, G, K, L)$ 
2:  $K \leftarrow 1$ 
3: if  $K \leq 3$  then
4:    $P \leftarrow Dijkstra(G)$ 
5:   if Existe caminho em  $P$  then
6:      $K \leftarrow K + 1$ 
7:     Constrói e envia  $R_N \leftarrow (F, P, B, L)$  para  $P_1$ 
8:   else
9:     Bloqueia a conexão
10:  end if
11: else
12:   Bloqueia a conexão
13: end if

```

Algoritmo 2 Recebimento da mensagem $R_N = (F, P, B, L)$

```

1: Para cada mensagem  $R_N = (F, P, B, L)$  no domínio  $D_i$ 
2: if  $D_i = P_{|P|}$  then
3:   if Pode reservar recursos entre nó be borda  $L_1$  e o nó destino then
4:     Reserva recursos
5:     Envia  $R_A = (F)$  para a origem
6:   else
7:     Envia  $B = (F, D_i, T)$  para a origem
8:   end if
9: else
10:   $L_2 = \text{Seleção\_Aleatória}(\text{Enlaces que conectam ao próximo domínio})$ 
11:  if Pode estabelecer caminho entre  $L_1$  e  $L_2$  then
12:    Grava  $R_I = (F, D_n, E)$ 
13:    Reserva recursos
14:    Passa  $R_N = (F, P, B, L)$  para o próximo domínio do caminho
15:  else
16:    Envia  $B = (F, D_i, T)$  para a origem
17:  end if
18: end if

```

Algoritmo 3 Recebimento da mensagem $B = (F, D_i, T)$

```

1: Para cada mensagem  $B = (F, D_i, T)$  no domínio  $D_i$ 
2: if  $D_i$  é origem then
3:   if Bloqueio intra-domínio then
4:     Remove o domínio do grafo G correspondente ao fluxo  $F$ 
5:   else
6:     Remove o enlace  $T_i$  do grafo G correspondente ao fluxo  $F$ 
7:   end if
8:   Recalcula o caminho
9:   Nova tentativa (retorna ao Algoritmo 1)
10: else
11:   Libera recursos alocados à  $F$ 
12:   Repassa mensagem para o domínio anterior
13: end if

```

O Algoritmo 1 é responsável pela utilização do algoritmo de Dijkstra e cálculo das rotas alternativas. É também o único ponto do algoritmo responsável por efetuar o bloqueio das chamadas. Isto só acontece quando não há caminho entre o domínio de origem e destino, ou já foram feitas 3 tentativas de conexão.

O Algoritmo 2 é o responsável pela alocação dos recursos nos demais domínios do caminho. O domínio recebe a mensagem, faz a reserva de recursos e repassa a mensagem para o domínio seguinte. Caso ocorra um bloqueio, a mensagem correspondente é repassada até a origem.

O Algoritmo 3 é responsável por tratar as mensagens de bloqueio. Caso o domínio receptor não seja a origem, libera-se os recursos e repassa-se a mensagem para o domínio anterior. Caso contrário, além deste passo, modifica-se o grafo G correspondente ao fluxo e faz-se uma nova tentativa, se possível.

A complexidade deste tipo de algoritmo baseia-se na fase *off-line*¹, quando é feito

¹O termo *off-line* se refere ao fato de que o cálculo da rota é realizado utilizando-se apenas informações

o cálculo da rota. Dado que o algoritmo de Dijkstra foi utilizado como base e o mesmo possui complexidade $O(n^2)$, onde n é o número de nós do grafo, o algoritmo proposto passa a ter complexidade $O(D^2)$, onde D é a quantidade de domínios encontrados na rede.

4. Resultados Numéricos

Utilizou-se simulações para avaliar a efetividade do algoritmo proposto. A ferramenta de simulação utilizada foi especificada e implementada para recriar os detalhes das redes WDM inter-domínio, aproveitando o conhecimento prévio dos autores na construção de um módulo de simulação para redes ópticas [Drummond et al. 2008].

A topologia utilizada na simulação foi baseada na rede NSF, composta de 16 nós e 25 enlaces bidirecionais. O particionamento proposto é composto de 4 domínios (Fig. 2).

Realizou-se, também, experimentos na mesma topologia de [Huang et al. 2008] (Fig. 3), por esta ser uma topologia mais complexa, composta de 6 domínios e 50 nós. Em ambas as topologias, os enlaces foram configurados para trabalhar com 16 comprimentos de onda, cada um com capacidade de transmissão correspondente à OC-48 (2.5Gbps).

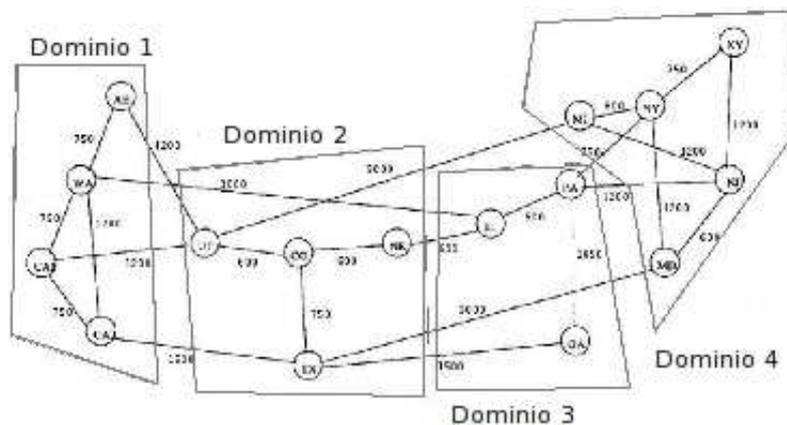


Figura 2. Particionamento da rede NSF

Até o presente momento não existem, na literatura, soluções padrões para o problema da agregação de tráfego inter-domínio [Spadaro et al. 2009]. A fim de se avaliar características específicas do algoritmo proposto, comparou-se o mesmo com duas abordagens: (1) estratégia baseada no esquema *per-domain*; (2) estratégia baseada no esquema BRPC (*Backward Recursive Path Computation*) [Vasseur et al. 2008], pois são as estratégias de estabelecimento de conexões que vem sendo estudadas, até então, na literatura.

Os estudos encontrados a respeito do esquema BRPC partem da premissa de que a rota é já conhecida de ante-mão. Para tanto, colocou-se o mesmo esquema de roteamento para a estratégia *per-domain* quanto para o BRPC, explicados a seguir:

- **Roteamento:** o domínio de origem faz uma inundação na rede com o envio de mensagens de sinalização para todos seus vizinhos indicando a busca de uma rota.

existentes na topologia física da rede.

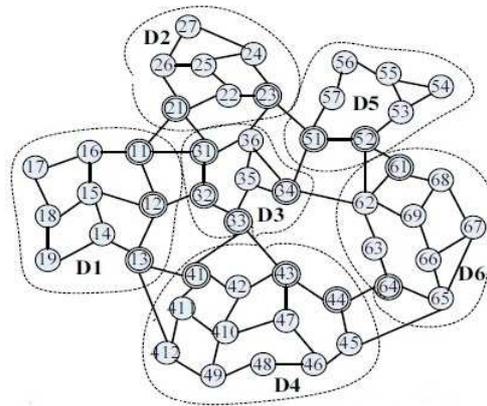


Figura 3. Topologia encontrada em [Huang et al.]

Estas mensagens são repassadas para os vizinhos subsequentes, exceto pelo qual a mensagem foi recebida. Em caso de mensagens duplicadas nada é feito. Quando o destino é alcançado, responde-se somente a primeira requisição. Esta resposta é dada para o domínio do qual se recebeu a requisição. Isto é feito retroativamente até que o domínio de origem receba esta mensagem, certificando-se da definição da rota.

- **Estabelecimento *per-domain***: recebida a confirmação de cálculo da rota, a origem envia mensagens de sinalização de reserva de recursos para o domínio subsequente. Este faz o repasse da mensagem até o último domínio. Ao fim deste processo, o domínio de destino responde com uma mensagem de confirmação de recursos reservados, e o fluxo pode ser então transmitido.
- **Estabelecimento *BRPC***: o domínio de destino faz o cálculo e reserva recursos desde o nó de destino até o nó de borda de ingresso no momento em que recebe a mensagem de procura de rota. Os outros domínios fazem esta reserva retroativamente até que a origem receba a confirmação para o envio do fluxo.

Utilizou-se como base do esquema *BRPC* o proposto em [Casellas et al. 2009]; entretanto, removeu-se a restrição da continuidade do comprimento de onda fim-a-fim entre os domínios. Não há prejuízo nos resultados nessa remoção, pois tal restrição torna o algoritmo mais complexo e com desempenho inferior. Ela foi removida também pois o algoritmo aqui proposto baseia-se na criação de vários caminhos ópticos conectando os diferentes domínios, e não em um único caminho fim-a-fim. Isto além de tornar o problema menos complexo e mais viável, efetua a regeneração do sinal, o que garante a sua qualidade.

A complexidade destas duas abordagens alternativas, além de depender do número de domínios, depende, também, da conectividade dos mesmos. Dado um grafo $G = (D, E)$ que representa a topologia da rede, onde D representa o conjunto de domínios e E o conjunto de enlaces, a quantidade de mensagens trocadas é igual $(n - 1) \times |D - 1|$, onde n representa a conectividade média de d_i , onde $d_i \in D$. Supondo que cada domínio se conecte a $t\%$ de toda a rede, a complexidade das abordagens passa a ser $O(D \times \frac{t}{100} \times |D - 1|) \approx O(D^2)$.

A taxa de chegada de chamadas e o tempo de duração das mesmas seguem, res-

pectivamente, a distribuição de Poisson e a distribuição exponencial negativa. A largura de banda das chamadas é distribuída em três diferentes configurações (OC-3, OC-12 e OC-48), e o número de total de chamadas para cada configuração é inversamente proporcional a banda passante requisitada. A carga da rede em Erlang é definida como sendo a taxa média de chegada \times a duração da chamada \times a banda passante da chamada normalizada pela taxa OC-48. Considerou-se um valor de 30ms de tempo de *cross connect* para todos os nós ópticos da rede.

O número de iterações implementadas no algoritmo proposto (K) foi igual a 3. Este limite foi definido após uma série de simulações, onde K variou de 1 a 5, e observou-se não haver ganho efetivo após a terceira iteração. Os algoritmos RWA intra-domínio utilizados foram Adaptive Shortest Path First Fit (ASP-FF) e o Fixed Shortest Path First Fit (FSP-FF), dado aos resultados encontrados em [Zhang and Li 2002], que mostram a eficiência destas duas políticas. Para a primeira topologia (Fig. 2), os domínios 1 e 3 implementaram a política ASP-FF, e os demais a política FSP-FF. Para a seleção dos enlaces ópticos inter-domínio, utilizou-se da política *Random-Pick*.

As métricas utilizadas foram a BBR (do inglês *Bandwidth Block Rate*), que corresponde a razão entre o total de banda passante bloqueada e o total de banda requisitada, o tempo médio de estabelecimento das chamadas LST (*Lightpath Setup Time*) e a média do número de mensagens de controle inter-domínio trocadas .

Os valores obtidos correspondem a média de 10 simulações, cada uma delas contendo 10^6 chamadas distribuídas uniformemente entre os pares de nós da rede. Um intervalo de confiança de 90% foi derivado através do método das replicações independentes e, devido a sua pequena abrangência de intervalo de valores, foram omitidos dos gráficos. Na média, 70% do tráfego corresponde a tráfego inter-domínio.

Pretende-se mostrar que o algoritmo proposto produz valores de bloqueio tão bons quanto ou próximo das duas abordagens, ao mesmo tempo que não sobrecarrega a rede com envio excessivo de mensagens de sinalização, reduz o tempo de estabelecimento dos caminhos ópticos e utiliza dos recursos disponíveis de maneira tão eficiente quanto às duas abordagens.

A Figura 4 mostra os valores obtidos da BBR, LST e número de mensagens inter-domínio trocadas para a topologia NSF. Nota-se que os valores de bloqueio de banda para os dois casos foram muito semelhantes, sendo inferior à 1% a diferença entre eles. O crescimento da curva de bloqueio ocorreu de forma semelhante em ambos os casos, mesmo com comportamentos distintos entre os algoritmos. Isto se deve principalmente à estrutura do cenário: a quantidade de nós por domínios, bem como a conectividade entre os mesmos, está bem balanceada o que cria uma natural ocupação igualitária dos recursos.

A BBR alcançada para ambas abordagens foi muito semelhante. No entanto o algoritmo proposto demandou tempo de estabelecimento e número de mensagens trocadas muito inferior à abordagem *per-domain*. Houve um ganho de aproximadamente 35% no tempo de estabelecimento, e uma redução de mais de 50% no número de mensagens de sinalização enviadas. A obtenção destes ganhos está ligada à fase *off-line* (Algoritmo 1) de roteamento do algoritmo, que reduz a necessidade de comunicação. Ao disparar a sinalização, a rota já está definida, e há apenas a necessidade de reserva de recursos. Isto não somente acaba com o esquema de inundação, como também contribui significativa-

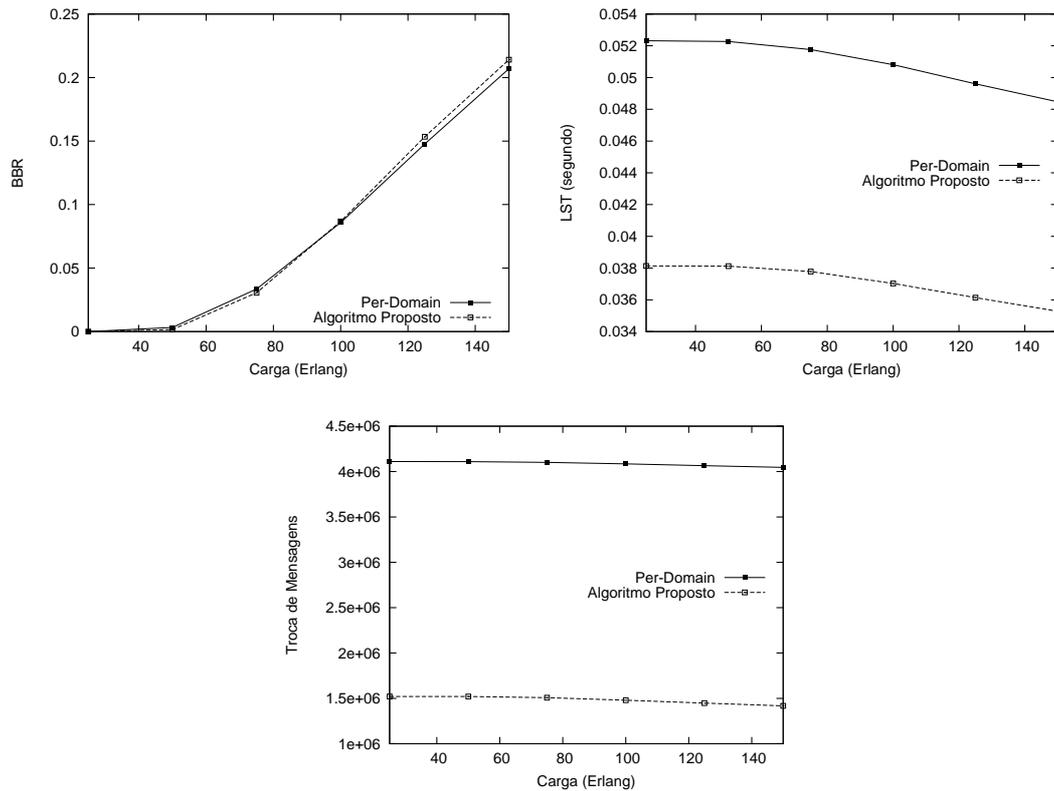


Figura 4. BBR, LST e Número de mensagens para a rede NSF utilizando a abordagem *per-domain*

mente para a redução do tempo de estabelecimento das chamadas.

A redução no tempo de estabelecimento das chamadas está ligada à agregação de tráfego: com o aumento da carga, menos caminhos ópticos necessitam ser criados, pois existe uma maior chance do fluxo ser agregado um caminho óptico pré-estabelecido. Por isso, com o maior aumento da carga, menor o tempo para estabelecimento.

Também foram realizados experimentos comparando o algoritmo proposto com o esquema BRPC, que produz baixas probabilidades de bloqueio. O experimento foi realizado na mesma topologia e para os mesmos valores de carga. Os resultados obtidos se encontram na Figura 5.

Como encontrado na literatura, o esquema BRPC produziu baixos bloqueios de banda. Conseguiu-se reduzir em aproximadamente 24% a quantidade de mensagens de sinalização, se comparada com a abordagem *per-domain*. Esta melhora deve-se ao fato do algoritmo já reservar recursos tão logo o caminho seja descoberto. Ainda assim o algoritmo proposto mostrou sua maior eficiência obtendo um valor em média 8% inferior no tempo de estabelecimento de caminhos ópticos, requerendo 50% menos sobrecarga, uma vez que nesta proposta não são necessário mensagens de sinalização para estabelecimento da rota. Por outro lado, a perda da BBR não ultrapassou 5%. Com isso, aplicações que tenham requisitos de QoS mais estritas para tempo de estabelecimento, acabam obtendo um maior ganho com a abordagem proposta. Além disso, todas as demais aplicações são beneficiadas com a menor sobrecarga da rede.

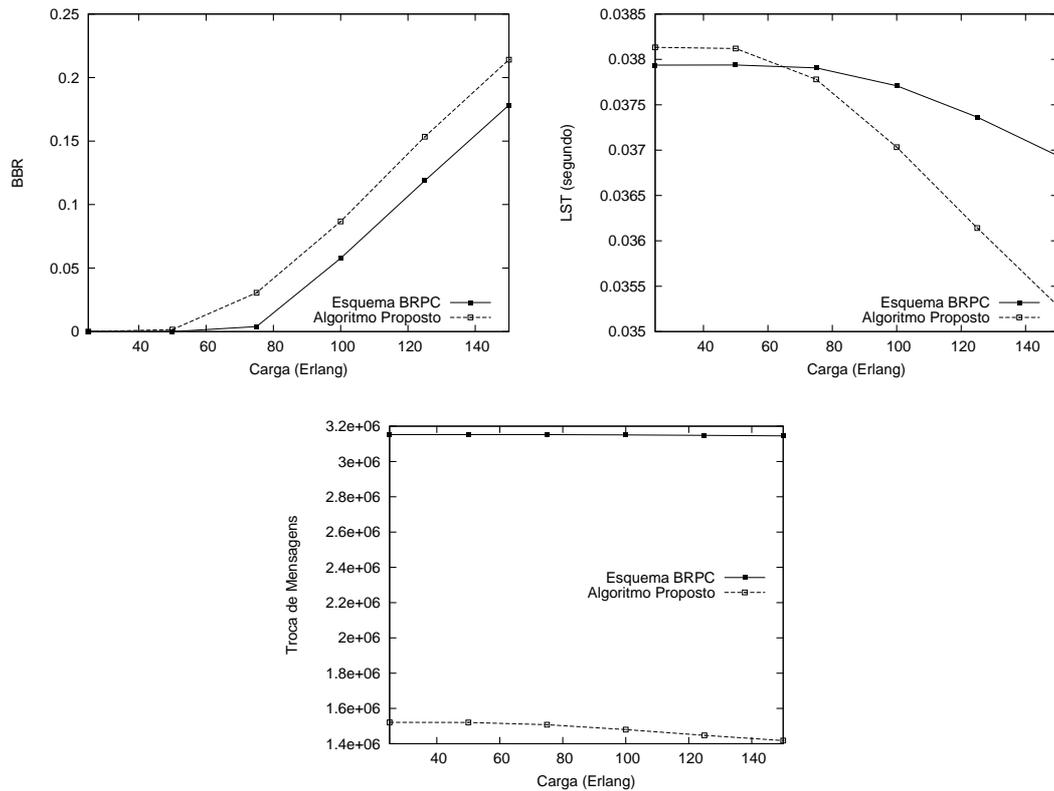


Figura 5. BBR, LST e Número de mensagens para a rede NSF utilizando o esquema baseado no BRPC

Foram também derivados resultados para o cenário encontrado em [Huang et al. 2008], que se caracteriza por ser um cenário de maior complexidade, com maior número de domínios, nós e enlaces. Pretende-se mostrar que o algoritmo proposto é também eficiente em topologias mais complexas, o que demonstra a sua escalabilidade. Os resultados obtidos para BBR, LST e número de mensagens podem ser visto na Figura 6.

O mesmo padrão se manteve para um cenário mais complexo. A *BBR* manteve uma pequena diferença, enquanto a diferença entre os respectivos LSTs aumentou. A diferença dos valores de BBR não aumentou, ao se considerar esta rede mais complexa. Isto era esperado pois, com um cenário mais complexo, menor a chance do esquema de inundação achar o melhor caminho, e maior o tempo requerido para se atingir o domínio de destino. O algoritmo proposto, que sempre vai pela melhor rota, conseqüentemente, acaba sendo mais vantajoso.

Com uma diferença padrão de bloqueio de banda, o algoritmo proposto se mostrou mais eficiente quanto a restrição de tempo de estabelecimento, mesmo em uma topologia mais complexa, o que mostra seu melhor desempenho neste quesito. A diferença entre o número de mensagens de sinalização foi ainda maior pois, com mais domínios, mais mensagens acabam sendo replicadas.

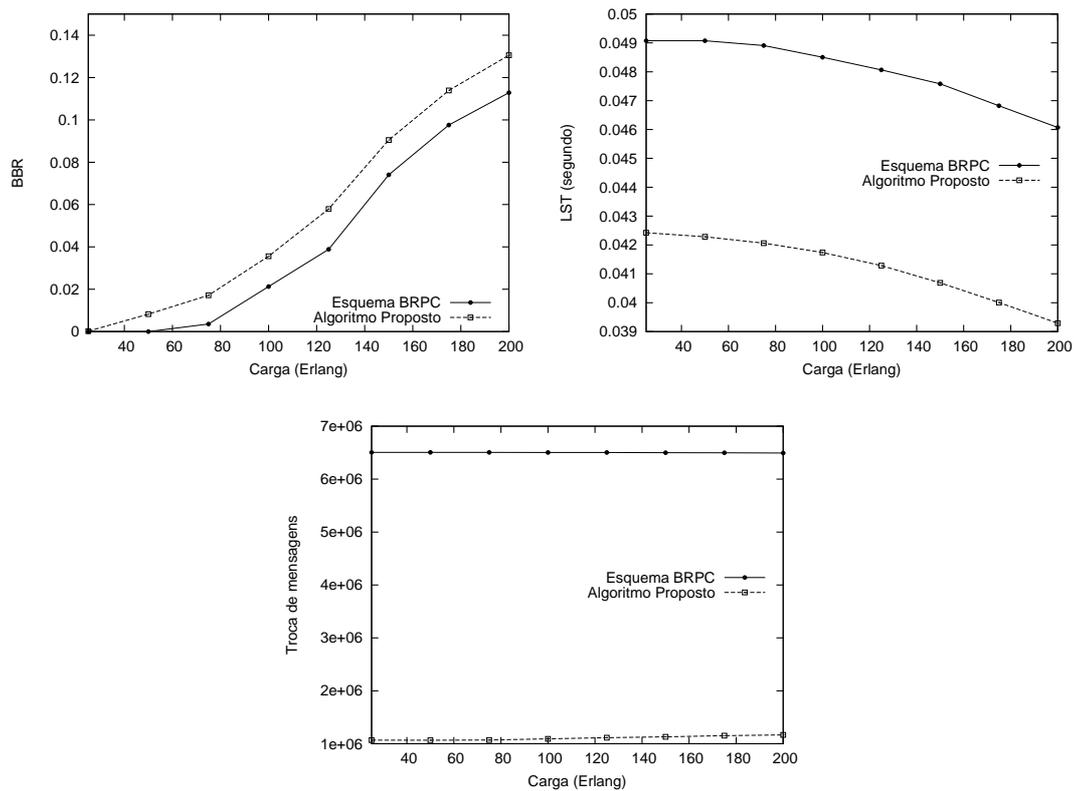


Figura 6. BBR, LST e Número de mensagens para a rede de [Huang, et al] utilizando o esquema baseado no BRPC

5. Conclusões

O estudo do roteamento e agregação de tráfego em redes ópticas multi-domínio mostra-se bastante recente, e poucos estudos nesta área foram realizados [Huang et al. 2008, Spadaro et al. 2009].

Dado o pequeno número de trabalhos relacionados, a presente proposta foi avaliada comparando-a com duas abordagens diferentes. Elas se diferenciam pela ordem pela qual os recursos são reservados, e se diferenciam do algoritmo proposto pela maneira que efetuam o roteamento e agregação de tráfego.

Neste artigo, apresentou-se um novo algoritmo para a agregação dinâmica de tráfego em cenários multi-domínio. Entre as principais características do algoritmo proposto destacam-se a capacidade de agregação de tráfego nos enlaces ópticos inter-domínio, manutenção da restrição de independência das áreas administrativas, fase *off-line* de roteamento e mecanismo de rotas alternativas para balanceamento do tráfego.

Algoritmos para a agregação dinâmica de tráfego em cenários multi-domínio não devem apenas se preocupar em prover baixas taxas de bloqueio de chamadas, como ocorre no cenário de um único domínio, mas, principalmente, devem ser capazes de realizar a alocação de recursos na rede no menor tempo e com o mínimo de interferência possível.

O algoritmo proposto foi capaz de prover ótimos resultados em relação as métricas de tempo de estabelecimento de chamada e sobrecarga de mensagens de sinalização sem, contudo, onerar de forma expressiva a taxa de bloqueio de banda. Tendo em vista o com-

promisso existente entre a quantidade de chamadas atendidas e a qualidade do serviço oferecido a estas chamadas, os resultados mostraram que é possível obter-se ganhos consideráveis na qualidade a um custo relativamente baixo na taxa de bloqueio.

6. Agradecimentos

Este trabalho é financiado pela FAPESP.

Referências

- Casellas, R., Martinez, R., Munoz, R., and Gunreben, S. (2009). Enhanced backwards recursive path computation for multi-area wavelength switched optical networks under wavelength continuity constraint. *Journal of Optical Communications and Networking*, 1(Issue 2):A180–A193.
- Chen, B., Rouskas, G. N., and Dutta, R. (2008). On hierarchical traffic grooming in wdm networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 16(5):1226–1238.
- Drummond, A. C., Silva, R. T. R., Rosa, S. R. A. S., and da Fonseca, N. L. S. (2008). IP over WDM module for the NS-2 Simulator. In *CAMAD - Computer-Aided Modeling, Analysis and Design - IEEE International Conference on Communications*, pages 207–211, Beijing, China.
- Vasseur, J., *et al.* (2008). A backward recursive pce-based computation (brpc) procedure to compute shortest constrained inter-domain traffic engineering label switched paths. IETF Work in Progress, draft-ietf-pce-brpc-09.txt.
- Huang, S., Deng, Y., Luo, P., Li, B., and Gu, W. (2008). A new dynamic inter-domain routing and grooming algorithms under dedicated protection in intelligent optical networks. *Dynamics of Continuous, Discrete and Impulsive Systems*, 15(4b):589–604.
- ITU-T. The applicability of pce in an ason environment. Technical report, ITU-T Recommendation G.7715.2/.
- Liu, Q., Frangieh, T., Gumaste, A., Rao, N. S. V., and Lehman, T. (2008). Inter-domain routing scalability in optical dwdm networks. In *17th International Conference on Computer Communications Networks - ICCN'08*, pages 1–7.
- Saad, T., Israr, J., Sivabalan, S., and Mouftah, H. T. (2007). An evaluation for pce selection schemes for inter-domain path computation. In *9th International Conference on Transparent Optical Networks*, volume 3, pages 187–187.
- Spadaro, S., Velasco, L., Perelló, J., Agraz, F., Comellas, J., and Junyent, G. (2009). Some open issues in multi-domain/multi-operator/multi-granular ason/gmpls networks. In *11th International Conference on Transparent Optical Networks. ICTON '09*, pages 1–4.
- Yang, X. and Ramamurthy, B. (2003). Inter-domain dynamic routing in multi-layer optical transport network. In *IEEE Globecom*, pages 2623–2627. Globecom.
- Zhang, L. and Li, L. (2002). Effects of routing and wavelength assignment algorithms on a limited-range wavelength conversion in wdm optical networks. In *IEEE 2002 International Conference on Communications*, volume 1 of *Circuits and Systems*, pages 860–864.