

Análise Comparativa dos Algoritmos MIRA e MinHop Residual para Redes MPLS

Lavoisier J. L. Farias, Markus Frey e Ivanil S. Bonatti

Resumo—O desempenho do algoritmo de interferência mínima MIRA (*Minimum Interference Routing Algorithm*) e do algoritmo MinHop Residual usados para roteamento em redes MPLS, são comparados neste artigo. Ambos algoritmos operam com a rede residual, isto é, fazem atualização da capacidade dos enlaces da rede após o estabelecimento de uma conexão. Considerou-se como critério de desempenho dos algoritmos, o percentual de conexões bloqueadas resultante da execução de cada algoritmo. A principal motivação para o estudo é demonstrar que estes dois algoritmos são equivalentes mesmo quando redes com topologia e demanda distintas são consideradas. A aplicação do algoritmo MIRA não se justifica, tendo em vista sua alta complexidade computacional quando comparada com do MinHop Residual.

Palavras-Chave—MPLS, MIRA, MinHop Residual, Algoritmos de encaminhamento

Abstract—This article analysis the performance of two MPLS routing algorithms, the minimum interference routing algorithm (MIRA) and Minimum Hop routing algorithm (Residual MinHop). Both algorithms use the residual network, i.e, they update link capacities as the connections are established. The main motivation of this study is to demonstrate that these two algorithms have similar performance, even when distinct networks are considered. The performance criteria used was the percentage of rejected connections. Therefore, MIRA is useless due its high complexity when compared with Residual MinHop.

Keywords—MPLS, MIRA, Residual MinHop, Routing Algorithms.

I. INTRODUCAO

Um dos principais problemas das redes IP (*Internet Protocol*) sem mecanismos de engenharia de tráfego é a falta de suporte a mecanismos que permitissem uma melhor utilização e controle da rede. A má utilização de uma rede pode ser caracterizada pela presença de pontos de congestionamento e pontos com muito baixa ocupação, este efeito era causado nas redes IP porque os protocolos de roteamento como OSPF-*Open Shortest Path First*, ISIS-*Intermediate System to Intermediate System* ou BGP-4 -*Border Gateway Protocol version 4* fazem uso de métricas estáticas, ou seja, métricas que não são calculadas ao longo do tempo ou como função da carga da rede. Outro problema destas redes é sua integração com as redes ATM que demonstrou ser algo de difícil implementação

e manutenção, além da ausência de suporte a mecanismos de Qualidade de Serviço (QoS). O MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) é atualmente a melhor solução para estes problemas uma vez que permite: a) integração com as redes ATM de forma transparente; b) suportar conexões e controle de admissão de conexões, c) suporte a rotas explícitas; d) suporte a mecanismos de roteamento baseado em métricas dinâmicas. Estes são mecanismos existentes na engenharia de tráfego que permitem garantir uma melhor qualidade de serviço. Os requisitos para suporte de Engenharia de Tráfego em redes MPLS são descritos em [1].

O MPLS usa o conceito de conexão virtual, denominada LSP (*Label Switched Path*). Também permite o uso de rotas explícitas, que é um caminho no qual todos os hops ou parte dos hops são definidos pelo operador. Esta informação é usado durante o processo de sinalização da conexão, através dos protocolos CR-LDP (*Constrained Label Distributed Protocol*) [2] ou RSVP-TE(*Resource reSerVation Protocol-Traffic Engineering*)[3]. Rotas explícitas são também referidas como túneis. A informação dinâmica da rede, como por exemplo, a banda reservada da rede, é atualizada através de protocolos como OSPF-TE [4] ou ISIS-TE [5].

Portanto, através do mecanismo de rotas explícitas e da utilização da informação dinâmica da rede é possível criar novos algoritmos de roteamento que permitem a melhor utilização dos recursos da rede. É importante lembrar que a utilização ótima da rede pode ser obtida através da resolução de problema de programação linear, conforme aquele descrito em [6]. Vários algoritmos foram propostos para resolver o problema de roteamento dinâmico, como aqueles descritos em [7], [8], [9], [10], [11], [12], [13], [14] e [5], os quais provêm solução para que a rede admita um maior número de conexões ou uma melhor distribuição de tráfego através da rede. Todos estes algoritmos resolvem o problema de roteamento dinâmico ou online, no qual as conexões chegam uma a uma, e não existe nenhum conhecimento das conexões futuras.

Neste artigo, dois desses algoritmos, o de interferência mínima MIRA e o MinHop residual são analisados. O MIRA é um algoritmo que tenta tirar proveito do conhecimento das demandas futuras da rede para poder tomar sua decisão de escolha de encaminhamento. A escolha é feita de modo a maximizar o número de chamadas futuras a serem admitidas pela rede. O algoritmo MIRA foi escolhido porque existem vários trabalhos publicados recentemente baseados neste algoritmo, como aqueles descritos em [16], [17], [8], [18], [20], [21], [13], [14] e [22] enquanto o algoritmo MinHop Residual utiliza o menor número de conexões possíveis da rede. O principal objetivo deste trabalho é comparar os algoritmos

Lavoisier J. L. Farias é pesquisador do CPqD, Rod. Campinas - Mogi-Mirim km 118,5, Caixa Postal 6070, 13088-902 Campinas - SP; Markus Frey é estagiário visitante e Ivanil S. Bonatti é professor do Departamento de Telemática, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, Unicamp Campinas, Caixa Postal 6101, 13081-970 Campinas - SP. ivanil@dt.fee.unicamp.br. Este trabalho teve o apoio financeiro do Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico-CNPq e da Fundação Centro de Pesquisa e Desenvolvimento-Fundação CPqD.

Na rede COSTnet os acrônimos representam os nomes de cidades do continente europeu: Copenhague (Co), Berlin (Be), Viena (Vi), Milão (Mi), Paris (Pa), Londres (La), Amsterdã (Am), Praga (Pr), Zurique (Zu), Luxemburgo (Lu) and Bruxelas (Br). Os enlaces têm capacidade de 4 unidades de banda efetiva.

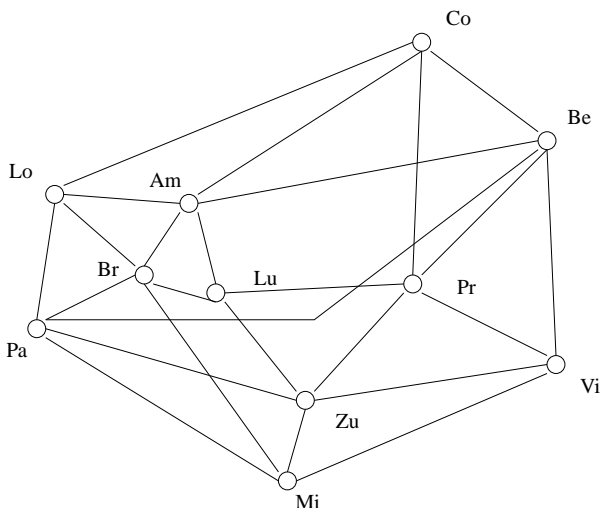


Fig. 2. Rede COSTnet (European Optical Network) [29].

TABELA I
PEDIDOS DE CONEXÃO PARA A REDE COSTNET.

	Co	Be	Vi	Mi	Pa	Lo	Am	Pr	Zu	Lu	Br
Co	--	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
Be	1	--	3	3	4	2	2	1	3	1	2
Vi	1	3	--	1	1	1	1	1	1	1	1
Mi	1	3	1	--	2	1	1	1	2	1	1
Pa	1	4	1	2	--	3	2	1	2	1	2
Lo	1	2	1	1	3	--	2	1	1	1	1
Am	1	2	1	1	2	2	--	1	1	1	1
Pr	1	1	1	1	1	1	1	--	1	1	1
Zu	1	3	1	2	2	1	1	1	--	1	1
Lu	1	1	1	1	1	1	1	1	1	--	1
Br	1	2	1	1	2	1	1	1	1	1	--

Na rede NSFnet parte dos acrônimos correspondem a nomes de estados dos Estados Unidos da América: Washington (WA), California/Palo Alto (CA1), California/San Diego (CA2), Utah (UT), Colorado (CO), Texas (TX), Nebraska (NE), Illinois (IL), Pensilvânia (PA), Georgia (GA), Michigan (MI), Nova York (NY), New Jersey (NJ), Maryland (MD). Os nós AB e XY não estão nos Estados Unidos da América. Os enlaces têm capacidade de 15 unidades de banda efetiva.

Utilizou-se a técnica de Monte-Carlo com 30 simulações para cada rede. Os pedidos de conexão foram escolhidos aleatoriamente sem reposição. O percentual de pedidos bloqueados em função do número de pedidos analisados é mostrado na Figura 4 para as três redes analisadas. A abscissa da figura representa a percentagem do número de pedidos analisados. O valor 100% corresponde a 80 pedidos na rede MIRAnet, 150 na rede COSTnet, e 320 na rede NSFnet. A ordenada representa o valor médio das 30 simulações. Os intervalos de

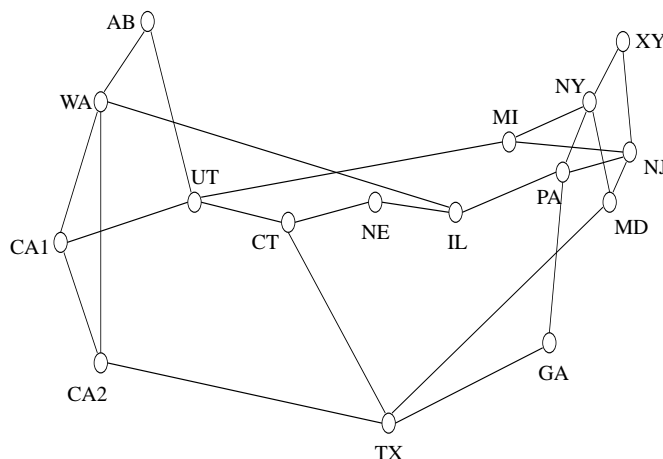


Fig. 3. Rede NSFnet [28].

TABELA II
PEDIDOS DE CONEXÃO PARA A NSFNET (PARTE 1).

	WA	CA1	CA2	UT	CO	TX	NE	IL
WA	-	1	0	0	0	1	0	1
CA1	1	-	1	1	0	0	1	0
CA2	0	1	-	0	0	0	0	0
UT	0	1	0	-	1	1	0	0
CO	0	0	0	1	-	0	1	0
TX	1	0	0	1	0	-	0	0
NE	0	1	0	0	1	0	-	1
IL	1	0	0	0	0	0	1	-
PA	0	0	0	0	0	0	0	1
GA	0	0	1	0	0	0	1	0
MI	0	0	0	0	1	0	0	0
NY	1	0	1	0	0	0	0	0
NJ	0	0	0	0	0	0	0	0
MD	0	0	0	0	1	1	0	1
AB	0	0	0	0	0	1	0	0
XY	0	0	1	1	0	0	0	0

TABELA III
PEDIDOS DE CONEXÃO PARA A NSFNET (PARTE 2).

	PA	GA	MI	NY	NJ	MD	AB	XY
WA	0	0	0	1	0	0	0	0
CA1	0	0	0	0	0	0	0	0
CA2	0	1	0	1	0	0	0	1
UT	0	0	0	0	0	0	0	1
CO	0	0	1	0	0	1	0	0
TX	0	0	0	0	0	1	1	0
NE	0	1	0	0	0	0	0	0
IL	1	0	0	0	0	1	0	0
PA	-	1	0	1	1	0	0	0
GA	1	-	1	0	0	0	0	0
MI	0	1	-	0	1	0	0	1
NY	1	0	0	-	0	0	1	0
NJ	1	0	1	0	-	1	1	0
MD	0	0	0	0	1	-	0	0
AB	0	0	0	1	1	0	-	1
XY	0	0	1	0	0	0	1	-

95% confiança para as três redes, computados pela técnica de bootstrap [27], foram sempre menores que 3%.

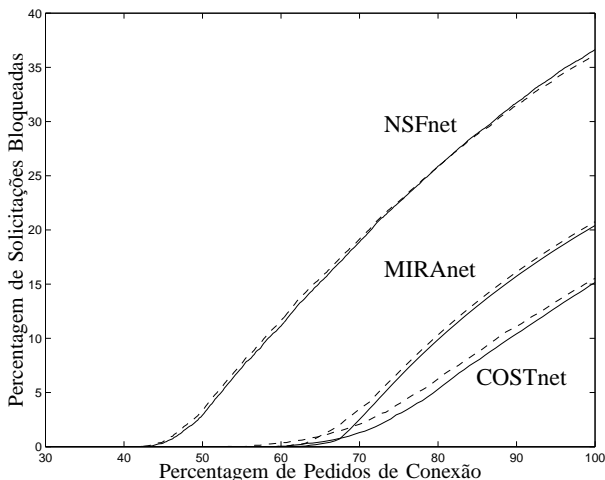


Fig. 4. Percentagem de solicitações bloqueadas em função do número de solicitações para as três redes analisadas. Curvas contínuas (MinHop Residual) e curvas tracejadas (MIRA)

A Figura 5 mostra que a dispersão, resultante da aplicação dos dois algoritmos nas 30 simulações de Monte-Carlo realizadas para a rede MIRAnet, são similares.

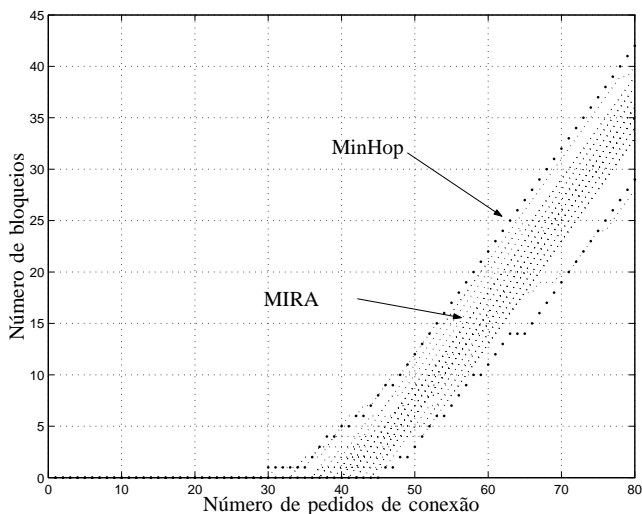


Fig. 5. Número de bloqueios nas 30 simulações da rede MIRAnet. As curvas pontilhadas representam os bloqueios máximos e mínimos resultantes da aplicação do algoritmo MinHop e as curvas tracejadas representam os bloqueios das 30 simulações resultante do algoritmo MIRA

A. Discussão

Através de simulações de Monte Carlo, os resultados mostrados na Figura 4 indicam claramente que os algoritmos MIRA e MinHop produzem praticamente a mesma taxa de bloqueio de conexões. Os intervalos de confiança computados indicam que os bloqueios são equivalentes não existindo diferença significativa. Neste artigo, além da rede MIRAnet, duas outras redes com topologias distintas foram consideradas com tráfego variando de zero até um valor de tráfego que

resultou em uma porcentagem de bloqueio significativa em cada uma das redes.

Analisando as três redes é possível verificar as seguintes características: As três redes são parcialmente conectadas, cada nó possuindo entre dois e cinco vizinhos e a distribuição dos pedidos de conexão para cada rede é diferente para cada par de origem-destino. Na rede COST todos os pares de nós possuem pedidos de conexão, enquanto na rede NSFnet todos os nós possuem pedidos de conexão para outros quatro nós, enquanto a rede do MIRA possuem apenas quatro nós com pedidos de conexão entre eles. Embora considerando todas estas diferenças, os resultados obtidos dos dois algoritmos são equivalentes. Em nossa opinião, os resultados são consistentes, pois o algoritmo MinHop Residual usa a menor quantidade de recursos da rede para atender um pedido de conexão, isto é, usa o menor número de enlaces para estabelecer as conexões na rede. Portanto, ambos algoritmos possuem o mesmo objetivo que é preservar a capacidade dos enlaces para outros pedidos de conexão. No artigo [7], os autores consideraram a existência de pedidos de conexão apenas entre alguns pares de origem e destino, o que não é apropriado para a análise comparativa do desempenho de algoritmos de roteamento.

IV. CONCLUSÕES

Os algoritmos MIRA e MinHop Residual bloqueiam praticamente o mesmo número médio de pedidos de conexão nas distintas redes MPLS simuladas neste artigo. Quando se considera o valor do intervalo de confiança para as três redes, não existe diferença significativa entre os dois algoritmos. Portanto, nas redes MPLS, sugere-se a utilização do algoritmo MinHop Residual, pois este possui complexidade computacional muito menor que a do algoritmo MIRA. O conhecimento das demandas entre os pares origem-destino é relevante e é considerada durante o planejamento da rede. Na operação das redes, os algoritmos de roteamento que utilizam a rede residual (atualizam a informação centralizada da capacidade dos enlaces da rede) solucionam o problema de má utilização dos recursos da rede. Neste artigo, mostrou-se que o algoritmo MinHop, utilizando banda residual, é simples e eficiente para encaminhar os pedidos de conexão na rede MPLS.

REFERÊNCIAS

- [1] D. Awduche, J. Malcolm, J. Agogbua, M. O'Dell, J. McManus, *Requirements for Traffic Engineering Over MPLS*- RFC 2702 - IETF September 1999.
- [2] J. Ash, Y. Lee, P. Ashwood-Smith, B. Jamoussi, D. Fedyk, D. Skalecki, L. Li, *LSP Modification Using CR-LDP* - RFC 3214 - IETF, January 2002.
- [3] D. Awduche, L. Berger, D. Gan, T. Li, V. Srinivasan, G. Swallow, *RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP Tunnels*- RFC 3209 - IETF- December 2001
- [4] G. Apostolopoulos, S. Kama, D. Williams, R. Guerin, A. Orda, T. Przygienda *QoS routing mechanisms and OSPF extensions*- RFC 2676 - 1999.
- [5] H. Smit, T. Li *IS-IS extensions for Traffic Engineering*- Internet Draft - IETF - Agosto 2003.
- [6] M.T. Takahashi, A. Yamakami, E. Moschim *An algorithm to solve the static RWA problem with wavelength conversion using multicommodity optimization technique*, In Proceedings of the 2002 International Telecommunication Symposium. pp.1244-1247, Natal, Brazil, 2002.

- [7] M. Kodialam, T. V. Lakshman *Minimum interference routing with applications to MPLS traffic engineering*. In Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. pp.884-893, March 2000.
- [8] B. Wang, X. Su, C.L.P Chen *A new bandwidth guaranteed routing algorithm for MPLS traffic engineering*. IEEE International Conference on Communications, Volume: 2, ICC 2002, pp. 1001 -1005, 28 April-2 May 2002.
- [9] S. Suri, M. Waldvodel, P.R. Warkhede *Profile-Based Routing: A New Framework for MPLS Traffic Engineering*. In Proceedings of the Second International Workshop on Quality of future Internet Services, 2001.
- [10] G. Apostolopoulos, S. Kama, D. Williams, R. Guerin, A. Orda, T. Przygienda *QoS routing mechanisms and OSPF extensions* - RFC 2676 - IETF - August 1999.
- [11] R.A. Guerin, A. Orda, D. Williams *QoS routing mechanisms and OSPF extensions*. In IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM'97, Volume 3, pp.1903-1908, 3-8 November 1997.
- [12] Y. Yang, L. Zhang, J.K. Muppala, S.T *Bandwidth-delay constrained routing algorithms*. Computer Networks, Volume 4, Number 4, pp.503-520, July 2003.
- [13] S. Suria, M. Waldvogel, D. Bauer, P.R. Warkhede *Profile-based routing and traffic engineering*. Computer Networks, September 2002.
- [14] B. Yang, P. Mohapatra *Multicasting in MPLS domains*. Computer Networks, July 2003.
- [15] S.W. Tan, S.W. Lee, B. Vaillaint *Non-greedy minimum interference routing algorithm for bandwidth-guaranteed flows*. Computer Networks, March 2002.
- [16] P. Aukia, M. Kodialam, P. V. N. Koppol, T. V. Lakshman, H. Sarin, B. Suter *RATES: a server for MPLS traffic engineering* IEEE Network Magazine, Volume 14, Number 2, pp.34-41, March-April 2000.
- [17] K. Kar, M. Kodialam, T. V. Lakshman *Minimum interference routing of bandwidth guaranteed tunnels with MPLS traffic engineering applications*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 18, Number 12, pp.2566-2579, December 2000.
- [18] B. Wang, X. Su, C.L.P Chen *A new bandwidth guaranteed routing algorithm for MPLS traffic engineering*. Volume 2, ICC 2002, pp.1001-1005, 28 April-2 May 2002.
- [19] M. Kodialam, T.V. Lakshman, S. Sengupta *Online multicast routing with bandwidth guarantees: a new approach using multicast network flow*. IEEE/ACM Transactions on Networking, Volume 11, Number 4, pp. 676-686, August 2003.
- [20] D. Bauer *Minimum-interference routing based on flow maximisation*. Electronics Letters, Volume 38, Number 8, pp.364-365, April 2002.
- [21] C.T. Chou *Traffic engineering for MPLS-based virtual private networks*. Computer Networks, November 2003.
- [22] D. Kumar, J. Kuri, A. Kumar *Routing guaranteed bandwidth virtual paths with simultaneous maximization of additional flows*. IEEE International Conference on Communications, 2003. ICC '03, vol.2, pp.1759-1764, 11-15 May 2003.
- [23] G. Kesidis, J. Walrand, C.-S. Chang *Effective bandwidths for multiclass Markov fluids and other ATM sources*. IEEE Transactions on Networking, Volume 1, number 4, pp.424-428, August 1993.
- [24] F. P. Kelly *Stochastic Networks: Theory and Applications*. Oxford University Press, pp. 141-168, 1996.
- [25] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, J. B. Orlin *Networks Flows: Theory, Algorithms, and Applications*. Prentice-Hall, Inc., New Jersey, 1993.
- [26] D. Vose *Quantitative Risk Analysis: A Guide to Monte Carlo Simulation Modelling*. John Wiley and Sons Ltd, 1996.
- [27] A. M. Zoubir, B. Boashash *The Bootstrap and its Application in Signal Processing*. IEEE Signal Processing Magazine, Volume 15, Number 1, pp.56-76, January 1998.
- [28] Mukherjee, D. Banerjee, S. Ramamurthy *Some Principles for Designing a Wide-Area WDM Optical Network*. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1996.
- [29] L. G. Tan, M. C. Sinclair *Wavelength Assignment between the Central Nodes of the COST 239 European Optical Network*, In Proceedings of the 11th UK Performance Engineering Workshop, Liverpool, September, pp. 235-247