

Elegendo Nós Líderes em Redes Tolerantes a Interrupções e Atrasos de Comunicação

Vinícius F. S. Mota¹, Daniel F. Macedo¹, José Marcos Silva Nogueira¹

¹Departamento de Ciência da Computação
Universidade Federal de Minas Gerais (UFMG) – Belo Horizonte – MG – Brazil

{v fsmota, damacedo, jmarcos}@dcc.ufmg.br

Abstract. *Nowadays, mobile communication devices such as smartphone and tablets are more and more cheaper. In many ad hoc applications, reliability in data delivery is still a challenge due to intermittent communication. Delay/Disruption Tolerant Networks (DTN) are a suitable approach to these scenarios. This paper discusses the impact of clusterhead election policies in DTN routing, changing the clusterhead election algorithm in Hierarchical Group Routing Protocol (HIGROP) [Mota et al. 2009]. The results show that electing clusterheads with higher degrees improves the delivery rates latency times in comparison with the Lowest ID policy, without affecting the election overhead.*

Resumo. *Atualmente, os dispositivos móveis tais como smartphones e tablets estão cada vez mais acessíveis. Nas aplicações de redes ad hoc, prover confiabilidade na entrega de dados ainda é um desafio devido à intermitência de comunicação. As redes tolerantes a interrupções e atrasos (Delay/Disruption Tolerant Network - DTN) são uma abordagem adequada a estes cenários. Este trabalho investiga o impacto de políticas para eleição de nós líderes para no roteamento em DTNs. Para tal, modificamos as políticas de eleição de líderes do algoritmo Hierarchical Group Routing Protocol (HIGROP) [Mota et al. 2009]. Os resultados mostram que escolher nós com maior vizinhança como líderes melhoram a taxa de entrega e a latência quando comparado à política de menor identificador, sem aumentar o overhead.*

1. Introdução

Conforme o uso de dispositivos móveis de comunicação se tornam cada vez mais comuns cresce demanda por aplicações *ad hoc*. Em certos cenários tais como redes de emergência, comunicação entre grupos de soldados, etc. as aplicações que utilizam os protocolos de roteamento tradicionais não podem garantir a entrega de dados. Os protocolos de roteamento MANET necessitam estabelecer um caminho fim-a-fim para a comunicação entre os nós, como por exemplo os protocolos AODV e DSR [Jain et al. 2004]. Características como baixa densidade de nós, altas taxas de erros de comunicação, alta latência, limitações de banda e tempo de vida dos nós criam cenários desafiadores de rede, que na literatura são chamados de *Challenged Networks* [Fall 2003].

As redes tolerantes a interrupções e atrasos (*Disruption-Delay Tolerant Networking - DTN*) surgiram para possibilitar a comunicação em *Challenged Networks* [Fall 2003]. Para isso, foi definida uma nova camada (denominada *bundle*) capaz de suportar interrupções de comunicação ao utilizar armazenamento temporário de mensagens.

Em [Mota et al. 2009] é proposto um protocolo de roteamento hierárquico baseado em grupos denominado Algoritmo de Roteamento em Grupos hierárquicos (ARGH), o qual foi rebatizado para *Hierarchical Group Routing Protocol* (HIGROP) em [Mota 2009]. No HIGROP cada nó constrói uma tabela com informações dos nós que têm contatos mais frequentes. Em seguida, escolhe-se um líder a partir da tabela de vizinhos. A política de roteamento segue um princípio de hierarquia: a mensagem é transmitida ao nó líder de um grupo e este a encaminha para outro nó.

Neste trabalho investigamos algoritmos de agrupamento e eleição de nós líderes para o HIGROP em cenários em que os nós se movem em grupos, tais como grupos de resgate, campos de batalha, *campi* universitários, etc. Diferentemente das MANETs, na qual o objetivo de um nó líder geralmente é fazer broadcasting eficiente, em DTNs o objetivo de um nó líder é receber a mensagem e repassá-la a outro nó até que esta atinja o destino. Neste artigo modificamos as políticas de eleição de líder do HIGROP e analisamos o impacto da escolha de nós líderes no desempenho do protocolo.

O restante deste trabalho está organizado como se segue: Na Seção 2 apresentamos uma revisão da literatura dos algoritmos de roteamento em DTNs e dos protocolos de agrupamento. Na Seção 3 é detalhado o funcionamento do HIGROP, assim como as políticas utilizadas para eleição de nós líderes e para o repasse de mensagens. Uma análise do comportamento dos grupos de nós e da eficiência do protocolo é apresentada na Seção 4. Por fim, concluímos e apresentamos os trabalhos futuros na Seção 5.

2. Trabalhos Relacionados

2.1. Roteamento em DTN

Os protocolos de roteamento em DTNs diferem no conhecimento que os nós têm sobre a rede. Os protocolos determinísticos inferem a conectividade entre os nós baseado em informações como o tempo médio entre encontros sucessivos de dois nós, estimativas do congestionamento dos nós ou os seus padrões de mobilidade [Handorean et al. 2004, Jain et al. 2004, Liu and Wu 2007, Merugu et al. 2004]. Os protocolos estocásticos, por outro lado, não possuem nenhum conhecimento sobre o estado da rede. Os algoritmos estocásticos são aplicáveis quando a rede tem um comportamento aleatório e pouco pode ser inferido sobre posições futuras dos nós. Esses protocolos variam desde o repasse da mensagem para todos os nós que se conseguir estabelecer contatos até a decisões baseadas no histórico, padrões de mobilidade ou outras informações [Vahdat and Becker 2000, Lindgren et al. 2003, Grossglauser and Tse 2002, Spyropoulos et al. 2005, Mota 2009, Whitbeck and Conan 2010]. Em geral, nas redes sem fio não é possível prever os padrões de movimentação dos nós.

Em [Vahdat and Becker 2000] foi proposto um protocolo de roteamento estocástico Epidêmico para DTNs, no qual o nó origem difunde a mensagem para todos os seus vizinhos e cada um destes por sua vez repassa a mensagem para seus vizinhos. Desta forma, a mensagem é rapidamente distribuída em todos os nós alcançáveis. Quando a largura de banda e o espaço de armazenamento persistente das mensagens (*buffer*) são infinitos, o protocolo Epidêmico é ótimo em relação à taxa de entrega e ao atraso. Devido a isso, o protocolo Epidêmico é comumente utilizado como base de comparação com outros protocolos de roteamento.

Um protocolo de roteamento probabilístico chamado *Probabilist Routing Protocol using History of Encounters and Transitivity* (Prophet) é proposto em [Lindgren et al. 2003]. O Prophet estima uma métrica denominada “previsora de entrega”

$P_{(A,B)}$ sempre que um nó A estabelece uma conexão com um nó B . As mensagens são repassadas somente para nós com maior previsão de entrega ao destino.

No Prophet, o cálculo da “previsora de entrega” $P_{(A,B)}$ possui três fases e P_{init} , θ e γ são parâmetros configuráveis do algoritmo. Na primeira fase, quando o nó A encontra o nó B , $P_{(A,B)}$ é atualizado como mostrado na equação 1. Na fase 2, os nós trocam informações sobre outros nós que já conhecem. Com essa propriedade de transitividade o nó A atualiza a previsibilidade para um nó C que B já conhecia. A equação 2 mostra essa transitividade. Na terceira fase, a cada período k a previsora de entrega para os nós conhecidos é atualizada (eq. 3).

$$P_{(A,B)} = P_{(A,B)old} + (1 - P_{(A,B)old}) \times P_{init} \quad (1)$$

$$P_{(A,C)} = P_{(A,C)old} + (1 - P_{(A,C)old}) \times P_{A,B} \times P_{B,C} \times \theta \quad (2)$$

$$P_{(A,B)} = P_{(A,B)old} \times \gamma^k \quad (3)$$

Visando diminuir o *overhead* de comunicação, foi proposto em [Mota et al. 2009] o protocolo *Hierarchical Group Routing Protocol* (HIGROP), que utiliza o agrupamento de nós para fazer o roteamento eficiente das mensagens. Uma mensagem só é encaminhada ao líder do grupo, e este nó a encaminha ao seu destino ou a um outro grupo.

2.2. Protocolos de Agrupamento

Diversos algoritmos de agrupamento e eleição de líderes em redes móveis *ad hoc* foram propostos na literatura [Chinara and Rath 2009]. O algoritmo *Lowest-ID* (LID) [Ephremides et al. 1987], elege como líder o nó com menor identificador. No *Highest Degree* (HD) [Parekh 1994], o nó com maior grau de conectividade se declara líder, enquanto no *Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy* (LEACH) cada nó possui uma probabilidade fixa de se assumir líder, e o agrupamento é refeito periodicamente [Heinzelman et al. 2000].

Existem ainda os protocolos de controle de topologia e roteamento hierárquico que não são protocolos de agrupamento, porém possuem efeitos similares ao agrupamento na rede. No SPAN, um nó decide se vai dormir ou se mantém ativo baseado na conectividade de seus vizinhos a até dois saltos [Chen et al. 2002]. Contudo, o SPAN foi proposto para redes de sensores sem fios estáticas. O protocolo de agrupamento *On-Demand Group Mobility-Based Clustering* (ODGMBC) é utilizado juntamente a protocolos de roteamento reativos [Cramer et al. 2004]. Ele utiliza um campo reservado da camada MAC para fazer o controle da topologia da rede. Em [Whitbeck and Conan 2010] é proposto o HYMAD, um protocolo híbrido para MANETs e DTNs que agrupa os nós baseado em um diâmetro máximo pré-estabelecido, repassando as mensagens somente entre grupos distintos ou aplicando um algoritmo de vetor de distância para roteamento intra-grupos.

3. Hierarchical Group Routing Protocol

O HIGROP constrói uma hierarquia virtual para definir as políticas de encaminhamento de mensagens e evitar assim a disseminação da mensagem por todos os nós da rede. Para isso, cada nó mantém uma tabela com informações sobre os seus contatos com os demais nós na rede. Em cada contato entre um par de nós, $enlace(A,B)$, é atualizado o tempo de contato cumulativo (TCC), que indica o tempo que dois nós estão mantendo contato, e o tempo em que ocorreu essa última conexão (UC). Cada nó HIGROP possui um identificador único (ID) e um papel (P). O HIGROP é composto por dois módulos: Identificação de vizinhança e o encaminhamento e recebimento de mensagens.

As Seções 3.1, 3.2 e 3.3 detalham os módulos de Identificação de Vizinhaça, as políticas para eleição de líder e o Repasse e recebimento de mensagens, respectivamente.

3.1. Criação do Agrupamento

O HIGROP possui um Serviço de Identificação de vizinhaça (SIV) que mantém uma tabela com as informações dos nós conhecidos. Essas informações são uma quádrupla composta por:

- Identificador do nó (ID), por exemplo, o endereço MAC.
- Papel do nó (P), indica qual o papel do nó em relação ao grupo.
- Última conexão (UC), indica o instante em que recebeu o último *BEACON* do nó.
- Tempo de conexão cumulativo (TCC), tempo total que o nó está na tabela de vizinhos.

Quando dois nós se encontram, cada nó verifica se a tabela de vizinhos já contém o outro nó; caso não contenha, adiciona na tabela o ID e o papel do nó, marca o tempo em que ocorreu essa conexão (UC) e inicializa o tempo de contato cumulativo ($TCC = 0$). Com um nó já existente na tabela, o SIV atualiza o tempo da UC e calcula o TCC conforme mostrado na Eq. 4, que define há quanto tempo existe o $enlace(A,B)$, sendo T_{atual} o instante em que ocorreu o contato. Enquanto a conexão estiver ativa, a cada período ω o valor de TCC é atualizado.

$$TCC = TCC + T_{atual} - UC \quad (4)$$

O papel inicial de cada nó é *ISOLADO* e dessa forma todos são potenciais líderes. Em um primeiro contato, cada nó adiciona o endereço do outro em sua a tabela e marca o tempo (t) em que ocorreu a conexão ($UC = t$). A cada nova conexão ou a cada *BEACON* recebido de uma conexão ativa com o mesmo nó, é executado o cálculo da diferença entre o novo tempo (T_{atual}) e o tempo marcado anteriormente. Um nó é considerado *vizinho* se satisfazer as Equações 5 e 6.

$$TCC_{enlace(A,B)} \geq \beta \quad (5)$$

$$(T_{atual} - UC)_{enlace(A,B)} \leq \alpha \quad (6)$$

As constantes α e β são parâmetros do HIGROP, sendo α o tempo máximo que define um nó como vizinho sem que estejam conectados (evitando que pequenas desconexões descaracterizem o nó como um vizinho). A constante β indica o tempo mínimo que um nó tem que manter a conexão para ser considerado um *vizinho*.

3.2. Eleição de Líder

Neste trabalho implementamos duas políticas de eleição de líder para o HIGROP: Uma utilizando o algoritmo de menor identificador, denominado HIGROP-LID, e outra utilizando o algoritmo de maior grau para se declarar líder, batizado de HIGROP-HD. É importante ressaltar que esses algoritmos somente influenciam na escolha do nó líder. O restante do funcionamento do algoritmo é idêntico para ambas versões do HIGROP.

Algoritmo de Menor ID - HIGROP-LID: Os nós aguardam um período de *warm up* para que todos os vizinhos possam ser reconhecidos. Após esse período, a partir da lista

de vizinhos construída, o nó com o menor identificador assume a liderança e altera seu papel para *LIDER*. O nó líder envia uma mensagem aos seus vizinhos informando sobre sua liderança. Cada nó informado sobre o líder passa para o papel *MEMBRO* e informa aos seus vizinhos (que estão no papel *ISOLADO*) sobre o líder; estes também passam para o papel de *MEMBRO*. Periodicamente é enviado um *BEACON* com a operação *difusao(LIDER,m)*, sendo *LIDER* o papel do nó *m*. Um nó deixa de ser *LIDER* caso fique isolado (sem nenhum vizinho), evitando mudanças constantes de líderes e consequentemente trocas desnecessárias de mensagens.

Algoritmo de Maior Grau - HIGROP-HD: Após um período ω , cada nó informa para os nós que já foram considerados *vizinhos* e já estão com o papel de *MEMBRO* o seu grau, que é calculado com base no número de enlaces ativos no instante. Ao final dessa iteração os nós vizinhos sabem qual o nó com maior grau entre eles. Aquele que tiver o maior grau se declara *LIDER* e informa essa situação aos seus vizinhos. Periodicamente, a cada período ω é feito o re-cálculo do grau de cada nó. Diferentemente do algoritmo de líder com menor ID, se neste re-cálculo um nó que era *LIDER* tiver grau menor, o outro nó passa a ser *LIDER* e o antigo *LIDER* assume o papel de *MEMBRO*.

Em [Chiang et al. 1997] é apresentada uma prova que o algoritmo de eleição de líder Lowest ID (LID) é mais estável em MANETs do que os algoritmos baseados no *Highest Degree*. Os resultados apresentados na seção 4 mostram essa estabilidade do LID. Porém, devido ao grau dos nós responsáveis por receber a mensagem no *Highest Degree* ser maior que os líderes no LID, estes têm mais chances de encaminhar a mensagem ao destino. Contudo, a eleição de líder utilizando o *Highest Degree* ocasiona um aumento no overhead de comunicação.

3.3. Políticas de Roteamento

No HIGROP um nó *MEMBRO* somente repassa a mensagem ao destino ou ao *LIDER*, enquanto o nó *LIDER* distribui as mensagens entre grupos.

Se uma mensagem *M* deve ser enviada entre nós que fazem parte do mesmo grupo, então o repasse de mensagem é feito diretamente para o destino. Se a mensagem deve ser enviada a outro grupo, ela é repassada para o *LIDER*, e esse envia a mensagem para um nó que não faça parte do seu grupo, repassando a um nó que não seja conhecido em sua lista de *vizinhos*. O nó do grupo que recebeu a mensagem repete essas operações até que a mensagem seja entregue.

4. Simulação e Análise

Nesta seção foram avaliadas as variações do HIGROP utilizando o simulador ONE (*Opportunistic Network Environment*) [Keränen et al. 2009]. O ONE simula um modelo de comunicação tolerante a interrupções, onde os nós seguem o paradigma *armazenar-segurar-repassar* mensagens (*store-carry-forward*), podendo mantê-las em um *buffer* caso o nó não tenha conexão direta com o destino. Todos os resultados apresentados possuem 95% de intervalo de confiança. Cada teste foi executado quinze vezes, alterando a semente geradora do padrão de mobilidade a cada vez.

O modelo de mobilidade *Reference Point Group* (RPGM) foi utilizado em todos os cenários. O RPGM representa o movimento aleatório de grupos de nós [Camp et al. 2002], no qual os movimentos dos nós de um grupo são baseados no caminho percorrido pelo centro lógico do grupo. A aplicação simulada consiste em um cenário com uma área de 3000x3000m. O tempo simulado foi de 6000s, cada nó possuía

um buffer de 500M e movia-se com velocidade entre 0-10m/s normalmente distribuídos. As mensagens foram geradas com distribuição uniforme entre 20 e 35s e com tamanho entre 10kB e 500kB, que representa troca de arquivos de texto e imagens de baixa resolução.

No PROPHET, foram utilizados os parâmetros $P_{init} = 0.75$, $\theta = 0.25$, $\gamma = 0.98$ e $k = 30s$ como em [Lindgren et al. 2003].

Avaliamos o tamanho médio dos grupos criados, quantidade média de nós líderes e o desempenho do protocolo em relação à taxa de entrega, *overhead* relativo de comunicação e latência comparando-o com o protocolo epidêmico. O *overhead* relativo informa quantas mensagens tiveram que ser transmitidas na rede para cada mensagem entregue corretamente ao destino.

A sub-seção 4.1 verifica o comportamento dos nós ao variar o raio de alcance dos mesmos. Na Subseção 4.2 variamos a quantidade de nós e comparamos o desempenho do HIGROP com o protocolo epidêmico e o PROPHET.

4.1. Estabilidade dos Grupos

No primeiro teste, verificamos o impacto do parâmetro β no número médio de vizinhos. Os parâmetros ω e α foram fixados em 60s, ou seja, uma reavaliação era feita a cada 60s e um par de nós somente era desconsiderado vizinho se ficassem mais de 60s desconectados. O raio de comunicação dos nós foi fixado em 250m em uma rede com 50 nós.

A Figura 1 apresenta a variação no número de vizinhos. O HIGROP-HD e o HIGROP-LID possuem políticas idênticas para tornar um nó vizinho. Observa-se que aumentar o tempo necessário para dois nós deixarem de serem vizinhos (β) faz com que o número médio de nós considerados *vizinhos* seja maior ao longo do tempo, mas para todos os valores a curva possui o mesmo comportamento ao longo do tempo. Testes preliminares mostraram que o número de líderes gerados é idêntico para toda configuração do parâmetro β . No segundo teste, o alcance foi variado entre 50m e 250m, o parâmetro β foi fixado em 30s por ter gerado o menor número médio de vizinhos no primeiro teste. O HIGROP-LID e o HIGROP-HD foram comparados quanto ao número de nós LIDERES, média de *vizinhos* e média de contatos em relação ao tempo simulado.

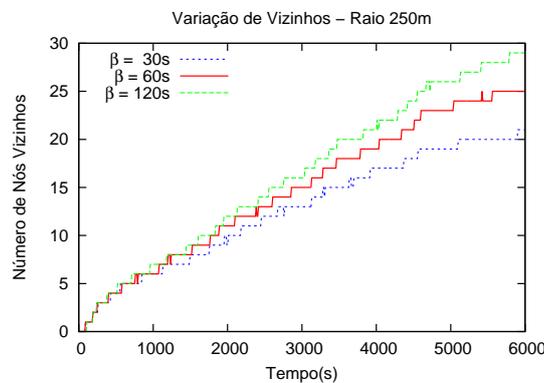


Figura 1. Número médio de vizinhos

As Figuras 2(a) e 2(b) mostram as mudanças de vizinhança no HIGROP-LID. Como esperado, o número de nós que se tornam líderes no começo é alto, contudo conforme

os nós vão se agrupando o número de nós LIDERES diminui ao longo do tempo, estabilizando com aproximadamente 1000s. Quando o raio de comunicação dos nós é de 50m, Figura 2(a), observa-se que o número de vizinhos é próximo ao de contatos. Quando o raio é aumentado para 250m observamos que mesmo com um valor β baixo (30s), o número de vizinhos é acumulativo, o que pode ser explicado devido aos contatos frequentes entre os nós participantes da rede, assim o número de LIDERES diminui.

As Figuras 3(a) e 3(b) apresentam os resultados para o HIGROP-HD. Diferentemente do HIGROP-LID, com o raio de comunicação de 50m, o número de líderes é baixo inicialmente. Caso um nó LIDER se torne vizinho de outro nó LIDER com maior grau, esse passa a ser um MEMBRO do grupo, ocasionando variações no número de LIDERES ao longo do tempo. Ao aumentar o raio para 250m, observa-se que o número de nós líderes permanece praticamente estável, enquanto o número médio de nós vizinhos torna-se acumulativo.

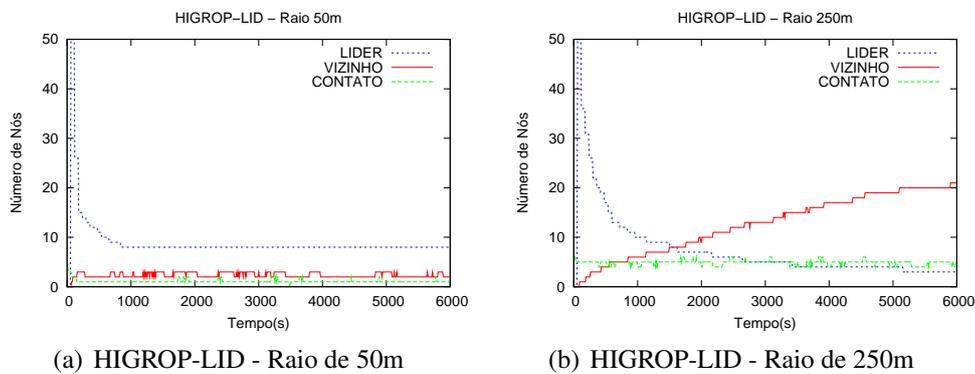


Figura 2. HIGROP-LID: Número de nós líderes, vizinhos e contatos - 50 nós

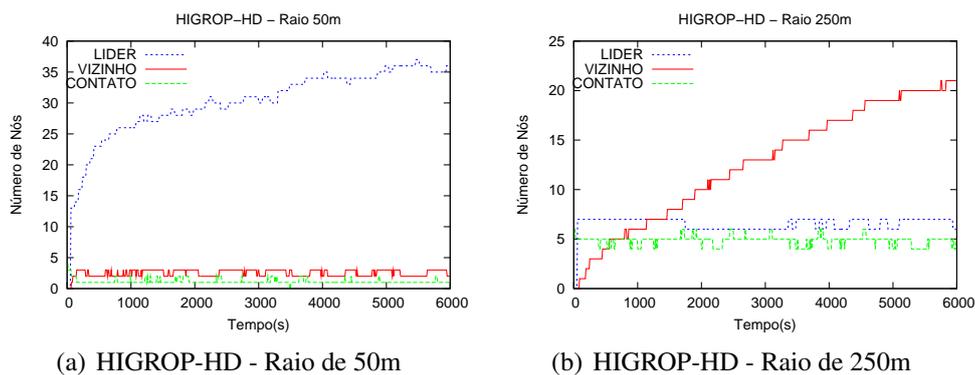


Figura 3. HIGROP-HD: Número de nós líderes, vizinhos e contatos - 50 nós

No HIGROP um nó somente deixa o papel de LIDER caso o mesmo não esteja carregando mensagens destinadas a outros nós. Isso evita que as mensagens tenham que ser todas transferidas para o novo nó líder por causa da política de roteamento. Porém, a alternância de nós LIDERES é eficiente e evita o esgotamento de recursos de um único nó [Heinzelman et al. 2000].

4.2. Escalabilidade

Para avaliar a escalabilidade, o número de nós foi variado entre 20 e 100 e as duas versões do HIGROP foram comparadas ao protocolo Epidêmico e ao PROPHET. No HIGROP, baseado em testes anteriores, os parâmetros β , ω e α foram fixados em 30s, 60s e 60s respectivamente.

As figuras 4(a), 4(b) e 5 mostram a taxa de entrega, o *overhead* relativo e a latência respectivamente. Observamos que as taxas de entrega possuem comportamento quase constante em relação ao número de nós para os quatro algoritmos avaliados. Quando há *buffer* de armazenamento alto, o Epidêmico é ótimo em relação à taxa de entrega, tendo nesse cenário uma taxa média de entrega de 90% das mensagens. Nesse cenário o PROPHET se comportou muito semelhante ao Epidêmico, mantendo a taxa de entrega e *overhead* comparáveis ao Epidêmico, porém com um atraso inferior. Em cenários com baixa densidade

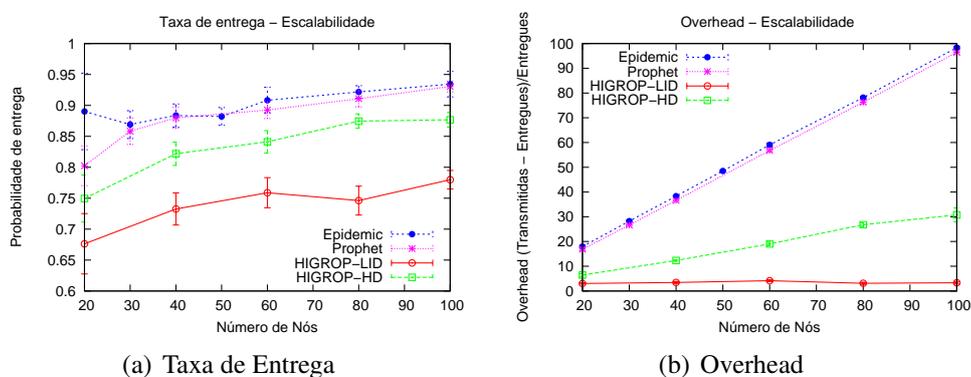


Figura 4. Escalabilidade

de nós (20 nós) tanto o HIGROP-LID quanto o HIGROP-HD obtiveram desempenho bem abaixo do epidêmico e do Prophet, com 68% e 75% das mensagens entregues respectivamente. Com o aumento da densidade de nós na rede ambos os protocolos mostram uma melhoria de 10% na taxa de entrega. Em especial, o HIGROP-HD atinge 87% da taxa de entrega no cenário com 100 nós. Contudo, isso acarreta em um aumento do *overhead* em relação ao HIGROP-LID. Quando comparado ao Epidêmico, que tem *overhead* linear de acordo com o número de nós, o HIGROP-HD mantém *overhead* três vezes menor na rede com 100 nós participantes. Percebe-se que o *overhead* gerado pelo HIGROP-HD é similar ao número de líderes criados na rede. Como o HIGROP-HD seleciona os nós líderes

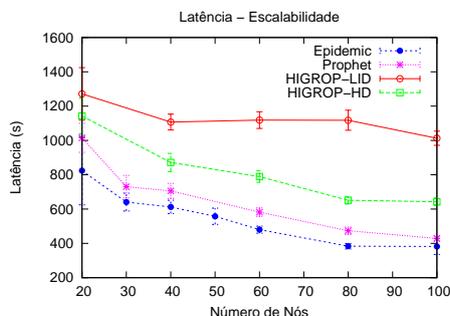


Figura 5. Latência

como aqueles com maior número de contatos, ocorre um repasse de mensagem mais efi-

ciente tanto intra-grupos como intergrupos. Isso pode ser verificado pela figura 5 que apresenta a latência nos três protocolos. A latência do protocolo Epidêmico é um limite inferior para a comparação entre os protocolos de roteamento DTN. Em todos os protocolos, a latência diminui de acordo com o número de nós. A latência no HIGROP-HD no melhor caso (rede com 100 nós) é 63% inferior à do HIGROP-LID. Como o número de líderes gerados pelo HIGROP-HD é maior, isso acarreta em mais repasses de mensagens inter-grupos, o que aumenta o *overhead*, mas diminui a latência.

5. Conclusões

Neste trabalho estudamos o impacto de uma eleição de líder baseado no grau do nó em relação à escolha baseada no menor identificador. Foram desenvolvidas duas versões do HIGROP, que é um protocolo hierárquico que cria uma vizinhança “virtual” entre os nós. O HIGROP-LID, em que o nó com menor identificador dentro de um grupo assume a liderança e o HIGROP-HD, no qual o nó com maior número de contatos é escolhido líder.

O HIGROP-HD, quando comparado ao HIGROP-LID permite mais mudanças de nós líderes, e fazendo com que a rede tenha um número maior de líderes. Isso permite que o repasse de mensagem seja maior, aumentando a probabilidade de entrega da mensagem. Devido à escolha de líderes que possuem maior número de contatos, o HIGROP-HD mostrou-se mais eficiente na entrega de mensagens, porém adicionando *overhead* de comunicação na rede. Ao custo desse *overhead*, foi possível diminuir a latência do protocolo para qualquer número de nós. Apesar do *overhead* no HIGROP-HD ser até três vezes inferior ao apresentado pelo protocolo epidêmico, a latência no HIGROP-HD é 70% maior do que a latência no epidêmico. Diminuir a latência sem impactar o *overhead* de comunicação ainda é um desafio em redes DTN.

Como trabalhos futuros pretende-se adicionar a possibilidade de utilizar o roteamento tradicional para os momentos em que a rede for conexa entre a origem e o destino da mensagem e utilizar modelos de mobilidade baseados em *traces* reais.

Referências

- Camp, T., Boleng, J., and Davies, V. (2002). A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2(5):483–502.
- Chen, B., Jamieson, K., Balakrishnan, H., and Morris, R. (2002). Span: an energy-efficient coordination algorithm for topology maintenance in ad hoc wireless networks. *Wireless Networks*, 8(5):481–494.
- Chiang, C., Wu, H., Liu, W., and Gerla, M. (1997). Routing in clustered multihop, mobile wireless networks with fading channel. In *proceedings of IEEE SICON*, volume 97, pages 197–211. Citeseer.
- Chinara, S. and Rath, S. (2009). A Survey on One-Hop Clustering Algorithms in Mobile Ad Hoc Networks. *Journal of Network and Systems Management*, 17(1):183–207.
- Cramer, C., Stanze, O., Weniger, K., and Zitterbart, M. (2004). Demand-driven clustering in manets. In *International Conference on Wireless Networks*, pages 81–87.
- Ephremides, A., Wieselthier, J., and Baker, D. (1987). A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling. *Proceedings of the IEEE*, 75(1):56–73.

- Fall, K. (2003). A delay-tolerant network architecture for challenged internets. *Proceedings of the 2003 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, pages 27–34.
- Grossglauser, M. and Tse, D. (2002). Mobility increases the capacity of ad hoc wireless networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 10(4):477–486.
- Handorean, R., Gill, C., and Roman, G. (2004). Accommodating Transient Connectivity in Ad Hoc and Mobile Settings. *Proceedings Pervasive Computing: Sec. International Conference*, pages 18–23.
- Heinzelman, W. R., Chandrakasan, A., and Balakrishnan, H. (2000). Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In *Proceedings of the 33rd Hawaii International Conference on System Sciences*.
- Jain, S., Fall, K. R., and Patra, R. K. (2004). Routing in a delay tolerant network. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, pages 145–158.
- Keränen, A., Ott, J., and Kärkkäinen, T. (2009). The one simulator for dtn protocol evaluation. In *SIMUTools '09: Proceeding of the 2nd International Conference on Simulation Tools and Techniques*, New York, NY, USA. ACM.
- Lindgren, A., Doria, A., and Schelen, O. (2003). Probabilistic routing in intermittently connected networks. *Mobile Computing and Communications Review*, 7(3):19–20.
- Liu, C. and Wu, J. (2007). Scalable routing in delay tolerant networks. In *Proceedings of the 8th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pages 51–60. ACM Press New York, NY, USA.
- Merugu, S., Ammar, M., and Zegura, E. (2004). Routing in space and time in networks with predictable mobility. Technical report, Georgia Institute of Technology. Technical Report GIT-CC-04-7.
- Mota, V. (2009). Um protocolo de roteamento tolerante a interrupções de comunicação para redes sem fios móveis em cenários de emergência. Master's thesis, Universidade Federal de Minas Gerais.
- Mota, V. F. S., Silva, T., and Nogueira, J. (2009). Introduzindo Tolerância a Interrupções em Redes Ad Hoc Móveis para Cenários de Emergência. *27o Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, pages 671–684.
- Parekh, A. (1994). Selecting routers in ad-hoc wireless networks. In *Proceedings SBT/IEEE Intl Telecommunications Symposium*, pages 420–424.
- Spyropoulos, T., Psounis, K., and Raghavendra, C. (2005). Spray and wait: an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks. In *ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking*, pages 252–259. ACM.
- Vahdat, A. and Becker, D. (2000). Epidemic routing for partially connected ad hoc networks. *Tec. Report, Duke University*.
- Whitbeck, J. and Conan, V. (2010). HYMAD: Hybrid DTN-MANET routing for dense and highly dynamic wireless networks. *Computer Communications*, 33(13):1483–1492.