

Análise do Protocolo NECTAR em Cenários com Mobilidade e Frequentes Interrupções*

Etienne C. R. de Oliveira e Célio V. N. de Albuquerque

¹Instituto de Computação - Universidade Federal Fluminense (UFF)

{eoliveira, celio}@ic.uff.br

Abstract. *There are a number of scenarios where connectivity is intermittent, and a given destination may not be reachable at the moment a message is sent. Networks with these characteristics are known as Delay and Disruption Tolerant Networks (DTNs). Refinements applied to the NECTAR protocol, which is based on the contacts history in order to create a Neighborhood Index and then determine the most appropriate route for DTNs, show that NECTAR is able to deliver more messages than Epidemic and PROPHET protocols with lower consumption of network resources in scenarios with real data of mobile and wireless devices.*

Resumo. *Entre inúmeros cenários de redes de comunicação, existem alguns que caracterizam-se pela comunicação intermitente e pela ocorrência frequente de particionamentos. Redes com essas características são denominadas Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões ou DTNs. Refinamentos aplicados ao protocolo NECTAR, que baseia-se no histórico de contatos entre vizinhos para determinar o caminho mais apropriado para o roteamento em DTNs, demonstraram uma melhor vazão e menor comprometimento dos recursos da rede quando comparado com os protocolos Epidemic e PROPHET em cenários com dados reais de dispositivos móveis sem fio.*

1. Introdução

Com a possibilidade real de comunicação ubíqua de dispositivos móveis sem fio, podem ocorrer, a qualquer instante e em qualquer local, circunstâncias onde esses dispositivos tentem comunicar-se, independente da existência ou não de um caminho fim-a-fim entre origem e destino. Nesses cenários, a ocorrência de falhas em certos dispositivos ou a mobilidade de outros dispositivos pode implicar na ocorrência de particionamentos na rede, criando regiões distintas e incomunicáveis. Protocolos de roteamento para redes MANET (Mobile Ad-hoc Networks) sofrem, igualmente, com a ocorrência de particionamentos, seja em função de um padrão de mobilidade frequente dos nós, seja em função dos nós estarem dispostos de forma esparsa, ou ainda da ocorrência de falhas individuais. Como os protocolos de comunicação tradicionais assumem a existência de um caminho fim-a-fim entre origem e destino, redes que sofrem particionamento esporádico ou frequente podem apresentar níveis de ineficiência significativos ou, durante intervalos específicos, uma total incapacidade de comunicação.

O problema da inexistência de um caminho fim-a-fim entre origem e destino, embora grave, é tratado pelos protocolos de roteamento para redes MANET como uma

*Esta pesquisa é parcialmente financiada pelo IBGE, Capes, CNPq, FAPERJ e TBE.

situação inesperada e temporária. Entretanto, é possível relacionar cenários específicos onde o caminho fim-a-fim entre origem e destino pode não existir durante horas, dias ou pode nunca existir, conforme descrito nas propostas Internet Interplanetária (IPN) [Burleigh et al. 2003], projeto SNC (*Sámi Network Connectivity*) [Doria et al. 2002], projeto DieselNet [Burgess et al. 2006] e em cenários genéricos tais como comunicações rurais, comunicações em campos de batalha, comunicações em ambientes de desastres etc. Em função dessas características próprias, esses cenários são considerados desafiadores, e suas redes são comumente denominadas Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks - DTNs*), Redes com Conectividade Transiente, entre outras denominações [Oliveira et al. 2007].

A validação da maioria das propostas de protocolos de roteamento para DTNs e MANETs baseia-se em cenários artificialmente criados, onde os nós são programados para agir através de movimentos aleatórios. Deve-se ressaltar, no entanto, que padrões de mobilidade artificialmente criados tais como [Vahdat e Becker 2000], [Ramanathan et al. 2007], entre outros, são incapazes de refletir, fidedignamente, a realidade dos movimentos [Lindgren et al. 2003]. Em cenários estocásticos reais, o movimento não ocorre de forma totalmente aleatória, ou seja, os nós têm um destino certo e que pode ser visitado inúmeras vezes. Durante a execução dos movimentos existe uma probabilidade dos nós reencontrarem, com uma determinada frequência, alguns nós que tenham sido vizinhos anteriormente. Os vizinhos de um nó X podem mover-se em direção a um determinado destino, estabelecer contato com outros nós, e divulgar a informação que existe um caminho conhecido para X . Os nós que acabaram de aprender o caminho para X podem mover-se para outras direções e divulgar o caminho para X para outros vizinhos, e assim sucessivamente. Com base nesses conceitos de vizinhança e transitividade definimos uma heurística onde o envio de mensagens de forma controlada para vizinhos de destinatários aumenta a probabilidade de entrega. A propagação dessa informação de vizinhança possibilita um conhecimento mais apurado da topologia da rede, o que, intrinsecamente, favorece o trabalho de roteamento. Cenários reais de estudantes com PDAs em um *campus* universitário, de conferencistas com *laptops* em congressos, ou de crianças com o OLPC (One Laptop Per Child) movimentando-se na direção da escola e retornando para o local de moradia constituem exemplos de cenários reais.

O protocolo de roteamento NECTAR [Oliveira e Albuquerque 2009] utiliza o conceito de vizinhança, definido pela métrica denominada *Neighborhood Index*, para efetuar o encaminhamento de mensagens em cenários estocásticos. Simulações realizadas em [Oliveira e Albuquerque 2009] com registros de movimentos reais, extraídos de CRAW-DAD [Kotz et al. 2004], demonstram o desempenho superior do protocolo NECTAR quando comparado com os protocolos *Epidemic* [Vahdat e Becker 2000] e PROPHET [Lindgren et al. 2003] em cenários com recursos limitados, ou seja, cenários onde os nós dispunham de capacidade de armazenamento de 50, 100, 200 e 500 mensagens e com arquivos de tráfego contendo 2.000 mensagens. Os protocolos *Epidemic* e PROPHET foram selecionados em função de características distintas. A vazão apresentada pelo protocolo *Epidemic* é usualmente utilizada em diversos artigos como um limiar a ser alcançado [Leguay et al. 2005, Lindgren et al. 2003, Ramanathan et al. 2007], entretanto o protocolo *Epidemic* não apresenta um bom desempenho em cenários com recursos limitados, seja em função do estouro da capacidade de armazenamento dos nós, seja devido à ocorrência frequente de congestionamento na rede. O protocolo PROPHET, além de

apresentar similaridades com o NECTAR, é um dos poucos protocolos de roteamento para DTNs em fase de padronização [Lindgren e Doria 2008], no entanto o algoritmo utilizado para a atualização da tabela de roteamento não consegue adaptar-se rapidamente às frequentes mudanças da topologia em redes estocásticas.

A proposta original do NECTAR apresenta bons resultados em cenários com grandes restrições. No entanto, identificamos pontos que necessitavam de aprimoramentos, tais como: a manutenção de suas métricas para ajuste do índice de vizinhança tornava o algoritmo de roteamento complexo e lento; o algoritmo de envelhecimento atuava somente sobre rotas propagadas e a incapacidade de limitar o valor do índice de vizinhança de rotas indiretas ocasionava o uso de rotas obsoletas por longos períodos. Os pontos identificados implicavam na perda de oportunidade de contato, principalmente em cenários com maiores restrições. A proposta apresentada nesse trabalho refina os algoritmos utilizados pelo protocolo NECTAR no cálculo do índice de vizinhança e no cálculo do envelhecimento, resolve os problemas identificados e amplia a escalabilidade. Além disso, estendemos a capacidade de armazenamento dos nós durante as simulações para 1.000 e 2.000 mensagens, respectivamente 50% e 100% das mensagens transmitidas, e acrescentamos aos cenários avaliados nós móveis, denominados nós conectores, que atuam com objetivo de conectar partições existentes nos cenários avaliados. A inclusão dos nós conectores nos permite estender os cenários de simulação e avaliar comportamento dos protocolos em cenários similares aos identificados em [Burgess et al. 2006, Balasubramanian et al. 2007, Zhao et al. 2004, Shah et al. 2003].

Este trabalho encontra-se organizado da seguinte forma: a Seção 2 aborda os trabalhos relacionados; na Seção 3 o protocolo NECTAR refinado é descrito; a Seção 4 apresenta os cenários e a metodologia utilizada nas simulações, além de analisar os resultados; e, por fim, a Seção 5 apresenta as conclusões e trabalhos futuros.

2. Trabalhos Relacionados

O protocolo de roteamento *Epidemic*, proposto por [Vahdat e Becker 2000], é uma das primeiras propostas de protocolos de roteamento para DTNs. O princípio de funcionamento do *Epidemic* é extremamente simples: o nó de origem envia uma cópia da mensagem para todos os nós que encontrar; os nós que receberam uma cópia da mensagem também enviam uma cópia da mensagem para todos os demais nós que encontrarem; assim, casualmente, a mensagem chegará ao nó de destino. Desta forma, as mensagens são rapidamente distribuídas através da vizinhança, entretanto recursos significativos da rede e dos nós são dispendidos nesse processo. A abordagem adotada pelo protocolo *Epidemic* proporciona uma grande vazão e não requer conhecimento prévio da topologia da rede. Em [Zhang et al. 2007], os autores desenvolveram um arcabouço baseado em ODE (*Ordinary Differential Equations*) com intuito de estudar o protocolo *Epidemic* e suas variações. [Matsuda e Takine 2008] propõem um modelo parametrizado do protocolo *Epidemic*, adotam um mecanismo para eliminar réplicas de mensagens entregues através de anti-pacotes denominado *Vaccine* e estabelecem uma relação entre consumo de energia, atraso de entrega e capacidade de armazenamento.

O protocolo PROPHET (*Probabilistic Routing using History of Encounters and Transitivity*) [Lindgren et al. 2003] baseia-se no histórico de encontros para estimar a probabilidade de entrega. Uma métrica denominada *Delivery Predictability*, $P_{(a,b)} \in [0, 1]$, é

calculada em todo nó a para cada destino conhecido b . Quando ocorre um contato entre dois nós a e b , o nó a efetua o encaminhamento da mensagem m se b apresentar uma maior probabilidade de entrega para o destino d , ou seja, se $P_{(a,d)} < P_{(b,d)}$. A cada contato, além da troca de mensagens, a probabilidade de entrega para cada nó também pode ser atualizada. A propriedade de transitividade é aplicada caso um nó a encontre frequentemente um nó b , e o nó b encontre frequentemente um nó c . Desta forma, o nó c apresenta-se como uma boa escolha para encaminhar mensagens para o nó a . Em [Lin et al. 2008], os autores propuseram um novo esquema de roteamento (PR_CD - *contact-duration-based probabilistic routing*) baseado no protocolo PROPHET e estudaram o desempenho de outros esquemas de roteamento.

O protocolo *Spray and Wait* [Spyropoulos et al. 2005] baseia-se em uma abordagem oportunista para estimar a quantidade de nós na rede e determinar a quantidade ótima de réplicas das mensagens. [Zhao et al. 2004] descrevem um algoritmo de roteamento alternativo para DTNs denominado *Message Ferrying* (MF), onde dispositivos móveis são controlados e podem alterar a direção do movimento de acordo com a necessidade dos nós da rede. Os protocolos MaxProp [Burgess et al. 2006] e RAPID [Balasubramanian et al. 2007] foram implementados em uma rede veicular denominada *UMassDieselNet*. Essa rede consiste de ônibus equipados com rádios IEEE 802.11 e computadores com capacidade de estabelecer comunicação uns com os outros. O protocolo MaxProp classifica as mensagens em função de um custo denominado *delivery likelihood* que é associado a cada destino e envia mensagens de confirmação como notificação de entrega. Já o protocolo RAPID define uma função utilidade que determina como as mensagens devem ser replicadas.

Entre os trabalhos pesquisados na literatura não encontramos propostas que utilizem o conceito de vizinhança e transitividade para calcular uma métrica de roteamento como descrito nesse artigo, nem trabalhos que avaliem os resultados concomitantemente em cenários estocásticos reais e com nós conectores.

3. NECTAR

Protocolos baseados exclusivamente no roteamento epidêmico encaminham suas mensagens para todos ou para alguns nós que encontram-se ao alcance. Essa abordagem proporciona uma grande probabilidade de entrega das mensagens, entretanto implica em um alto custo em relação à quantidade de mensagens que deve ser transmitida e na capacidade de armazenamento dos nós intermediários. Além disso, essa abordagem apresenta problemas de escalabilidade. Já os protocolos baseados em estimativa calculam, a partir de métricas específicas, a probabilidade de um nó da rede efetuar adequadamente o encaminhamento de uma mensagem até o destino ou até outro nó intermediário.

O protocolo de roteamento NECTAR baseia-se na ocorrência de contatos eventuais entre nós para calcular uma métrica de roteamento, denominada *Neighborhood Index*, e propagar suas mensagens de forma controlada em Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões. Durante o período de contato, os nós efetuem, inicialmente, a transmissão de mensagens cujo destino seja o nó que estabeleceu o contato. Em seguida, ocorre a troca de informações sobre a vizinhança (*Neighborhood Index*) e, eventualmente, o encaminhamento das demais mensagens armazenadas. A propagação da informação de vizinhança possibilita um conhecimento mais apurado da topologia da rede pelos nós, o que, in-

trinsecamente, favorece o trabalho de roteamento. Com objetivo de evitar o consumo desnecessário dos recursos da rede, cada nó mantém, em *cache*, uma relação de vizinhos que conectaram-se recentemente. Desta forma, os nós i e j somente podem estabelecer um novo contato após uma determinada quantidade de unidades de tempo (*time slots*) decorrida desde a ocorrência do último contato entre eles, identificada pelo parâmetro *NR_contact*.

O NECTAR fundamenta-se na heurística que nós em cenários estocásticos movimentam-se de forma que existe uma certa probabilidade que vizinhos possam ser reencontrados. Conseqüentemente, o envio de mensagens de forma controlada para vizinhos de um destinatário aumenta a probabilidade de entrega das mensagens e reduz o tráfego na rede. As funções executadas pela versão refinada do NECTAR podem ser resumidas em três módulos: Cálculo do *Neighborhood Index* (Seção 3.1), Algoritmo para Escalonamento de Mensagens (Seção 3.2) e Política de Descarte de Mensagens (Seção 3.3). A Tabela 1 define os parâmetros e variáveis do NECTAR, incluindo aqueles utilizados durante o cálculo do *Neighborhood Index*.

3.1. Cálculo do *Neighborhood Index*

O *Neighborhood Index* (*Nidx*) é baseado no histórico de contatos recentes, de forma que nós cujos contatos sejam duradouros e frequentes apresentem um valor superior ao valor de nós cujos contatos sejam de curta duração e eventuais. Quando o primeiro contato entre os nós i e j ocorre, o *Neighborhood Index* ($Nidx_{(i,j)}$) é inicializado com 1 e, enquanto i e j permanecerem em contato, $Nidx_{(i,j)}$ é incrementado de forma linear. Em seguida, i e j atualizam o *Nidx* para os demais nós d que encontram-se fora do alcance. Supondo que $Nidx_{(j,d)} > Nidx_{(i,d)}$ ou que i não conhece uma rota para d , $Nidx_{(i,d)}$ terá j como $NextHop_{(i,d)}$ e será atualizado de acordo com as seguintes regras: $Nidx_{(j,d)}$ será dividido por duas métricas distintas, definidas como métrica de distância e métrica de envelhecimento. A métrica de distância é calculada somando-se uma unidade ao contador $hops_{(j,d)}$, que representa a quantidade de saltos entre j e d . A quantidade de unidades de tempo (*time slots*) que j e d encontram-se sem estabelecer contato ($TS - ts_update_{(j,d)}$) elevada à variável de envelhecimento (σ) associada ao $Nidx_{(j,d)}$ define a métrica de envelhecimento. O *Nidx* é calculado através da Equação (2) e faz uso de um valor auxiliar $Nidx'$ definido na Equação (1). A fórmula do *Nidx* favorece o encaminhamento de mensagens para vizinhos que encontrem-se próximos ao nó de destino e que estejam ou tenham estado recentemente em contato com o nó de destino.

$$Nidx'_{(i,d)} = \frac{Nidx_{(j,d)}}{(hops_{(j,d)} + 1) \times (TS - ts_update_{(j,d)})^{\sigma_{(j,d)}}} \quad (1)$$

No entanto, se i conhece uma rota para d e $Nidx_{(i,d)} < Nidx_{(j,d)}$, $Nidx_{(i,d)}$ será atualizado de forma ponderada. Com essa abordagem, o cálculo do *Nidx* minimiza o impacto de novas informações, impedindo que os nós alterem, de forma drástica, valor do índice com dados que podem ter uma validade limitada. O $Nidx_{(i,d)}$ é alterado, porém o novo valor associado reflete apenas parcialmente o impacto da informação proveniente de j ($NextHop_{(i,d)}$), conforme demonstra a Equação (2):

Tabela 1. Parâmetros e Variáveis do NECTAR

Item	Descrição
$hops_{(i,j)}$	Expressa a quantidade de <i>hops</i> necessária para o nó <i>i</i> alcançar o nó <i>j</i> .
TS	<i>Timestamp</i> atual.
$ts_update_{(i,j)}$	<i>Timestamp</i> da última atualização ocorrida entre <i>i</i> e <i>j</i> .
τ	Define o valor máximo de <i>TTL</i> .
$\sigma_{(i,j)}$	Variável de envelhecimento associada ao $Nidx_{(i,j)}$.
$NR_contact$	Intervalo de tempo, em unidades de tempo (<i>time slots</i>), entre contatos.
$ttl_deleted$	Determina a quantidade de unidades de tempo que uma cópia do cabeçalho de uma mensagem entregue ao destinatário permanecerá armazenada (<i>PassiveAck</i>).
ω	Peso aplicado às rotas conhecidas.
γ	Determina o nível de ocupação máxima da área de armazenamento de mensagens durante a fase <i>MaxEpidemicLevel</i> .
$MinEpidemicLevel$	Durante esta fase, NECTAR atua como o protocolo <i>Epidemic Routing</i> .
$MaxEpidemicLevel$	Durante esta fase, NECTAR depende do valor do parâmetro γ para atuar ou não como o protocolo <i>Epidemic Routing</i> .
$NextHop_{(i,j)}$	Define o nó para o qual devem ser encaminhadas mensagens cujo destino seja <i>j</i> .
$Nidx_{(i,j)}$	<i>Neighborhood Index</i> do nó <i>i</i> para o nó <i>j</i> .

$$Nidx_{(i,d)} = \begin{cases} Nidx'_{(i,d)}, & \text{caso } i \text{ não tenha rota para } d \\ \frac{(Nidx_{(i,d)} \times \omega) + Nidx'_{(i,d)}}{\omega + 1}, & \text{caso } i \text{ tenha rota para } d. \end{cases} \quad (2)$$

O processo de envelhecimento do *Nidx* ocorre quando as informações de roteamento permanecem sem ser atualizadas por um intervalo de tempo superior a *NR_contact*. Nesse caso, o índice de envelhecimento aplicado é inversamente proporcional ao valor do *Nidx*, ou seja, quanto maior o valor do *Nidx*, menor será a variável de envelhecimento (σ). Essa abordagem permite que índices de vizinhança associados a valores maiores, que representam rotas mais estáveis, sejam envelhecidos de forma mais amena.

3.2. Algoritmo de Escalonamento de Mensagens

Entre outros objetivos dessa proposta, avaliamos o comportamento de protocolos de roteamento para DTNs em cenários estocásticos reais. Logo, devemos considerar que a capacidade de transmissão da rede é limitada, assim como os recursos dos nós presentes na rede. Torna-se então imprescindível que os nós possam selecionar e priorizar as mensagens que devem ser transmitidas, aproveitando ao máximo o tempo de contato disponível, e evitando, dessa forma, a perda da oportunidade de transmissão.

O algoritmo de escalonamento de mensagens determina a prioridade de encaminhamento de cada mensagem na área de armazenamento (*buffer*). Mensagens cujo destino seja o nó que encontra-se atualmente conectado são enviadas prioritariamente. Ou seja, caso os nós *i* e *j* estejam em contato, o nó *i* encaminhará, primeiramente, mensagens cujo destino seja o nó *j*, e vice-versa. Com objetivo de evitar transmissões indefinidas de uma mesma mensagem, as mensagens são criadas com o campo *TTL* inicializado com o valor do parâmetro τ , e o campo *TTL* é decrementado de uma unidade em cada nó intermediário. Mensagens com o campo *TTL* com valor um somente podem ser encaminhadas para o nó de destino. Após efetuar o encaminhamento das mensagens destinadas ao nó que encontra-se em contato, o *Nidx* é atualizado conforme descrito na Seção 3.1 e mensagens cujo campo *NextHop* aponte para o nó de contato são encaminhadas.

Ao encaminhar uma mensagem para o nó de destino, a mensagem é eliminada da área de armazenamento pelo respectivo nó e uma cópia do cabeçalho é mantida em

uma área de armazenamento distinta por $t_{tl_deleted}$ unidades de tempo, evitando, dessa forma, o recebimento de cópias de mensagens previamente entregues ao destinatário. Esse mecanismo é utilizado como um *PassiveAck* [Jubin e Tornow 1987]. Suponha que o nó j encaminhou a mensagem X para o destinatário d e, em seguida, movimentou-se em direção ao nó i , que mantinha em sua área de armazenamento a mesma mensagem X . Quando os nós i e j entrarem em contato, o nó j informará que a mensagem X , destinada ao nó d , já foi entregue. Com base nessa informação, o nó i eliminará a mensagem X da sua área de armazenamento, mantendo o cabeçalho por $t_{tl_deleted}$ unidades de tempo.

O protocolo NECTAR possui uma fase de operação de natureza epidêmica. Os parâmetros $MinEpidemicLevel$ e $MaxEpidemicLevel$ foram definidos com objetivo de implementar esse modo de operação e de determinar quantas vezes uma mensagem pode ser encaminhada para todos os vizinhos de um nó. Se a expressão $(\tau - TTL) < MinEpidemicLevel$ for verdadeira, então a mensagem será transmitida para todos os vizinhos. Logo, se o parâmetro $MinEpidemicLevel$ for configurado com o valor um, somente os vizinhos do nó de origem receberão a mensagem; se o parâmetro $MinEpidemicLevel$ for configurado com o valor dois, os vizinhos do nó de origem assim como os vizinhos desses vizinhos receberão a mensagem em modo epidêmico; e assim sucessivamente. Com intuito de evitar o problema crônico de congestionamento na rede presente no algoritmo do protocolo *Epidemic*, quando a expressão $MinEpidemicLevel < (\tau - TTL) < MaxEpidemicLevel$ for verdadeira, os vizinhos somente armazenarão mensagens transmitidas de forma epidêmica se a taxa de ocupação da área de armazenamento estiver abaixo de um determinado limiar, definido pelo parâmetro (γ) .

3.3. Política de Descarte de Mensagens

Outra característica comum de cenários estocásticos reais considerada nesse trabalho é que a capacidade de armazenamento dos nós é limitada. Logo, um nó pode não ser capaz de encaminhar para um nó vizinho todas as mensagens que deveria, conseqüentemente, uma política de descarte de mensagens é imprescindível. As mensagens recebidas são armazenadas e associadas a dois parâmetros: M_{repl} , que identifica a quantidade de réplicas da mensagem efetuadas pelo nó em questão; e M_{slot} , que representa a quantidade de unidades de tempo decorridas desde a recepção da mensagem.

O descarte de mensagens ocorre quando a área de armazenamento alcança sua capacidade máxima. A política de descarte de mensagens, proposta para o NECTAR, objetiva manter as mensagens mais recentes e aquelas que foram encaminhadas para poucos vizinhos. Portanto, as mensagens são descartadas em ordem decrescente de M_{age} , conforme apresenta a Equação (3):

$$M_{age} = M_{repl} \times M_{slot}. \quad (3)$$

4. Avaliação

Com objetivo de avaliar o desempenho do NECTAR em cenários realistas, foi projetado e desenvolvido um simulador para DTNs e implementados os protocolos *Epidemic* baseado em [Vahdat e Becker 2000], *PROPHET* baseado em [Lindgren e Doria 2008, Lindgren et al. 2003], assim como as versões original e refinada do protocolo NECTAR.

Como o objetivo desse trabalho é avaliar exclusivamente protocolos de roteamento para DTNs, o simulador foi projetado para suportar apenas a camada de rede. Detalhes sobre os protocolos de camadas inferiores, tais como correção de erros, detecção de erros, colisões e retransmissões não foram implementadas. Essa abordagem faz com que mensagens sejam descartadas apenas em função da capacidade de armazenamento dos nós. Embora essa suposição não seja realista, ela é aplicada a todos os protocolos avaliados, o que garante uma comparação justa.

4.1. Cenário de Simulação

Um dos principais objetivos desse trabalho é comparar o desempenho de protocolos de roteamento para DTNs em cenários estocásticos reais. Para alcançarmos esse objetivo, utilizamos um fragmento de 24 horas de um arquivo de movimentos de usuários reais, extraído de [Kotz et al. 2004], com aproximadamente 2.000 nós e mais de 47.000 registros, além de cinco arquivos distintos de tráfego com 2.000 mensagens criadas nas primeiras oito horas de simulação, e propagadas para os seus destinos ao longo da simulação. Para efeito de avaliação do comportamento dos protocolos implementados, foram criados três cenários a partir do arquivo de movimentos: no cenário 1 a quantidade de nós foi limitada a 500 nós; no cenário 2 a quantidade foi limitada a 1.000 nós; e no cenário 3 foi utilizado o arquivo completo, com aproximadamente 2.000 nós. Como estamos considerando o uso de cenários estocásticos reais, os destinatários de algumas mensagens podem estar indisponíveis no momento da geração das mensagens e podem permanecer indisponíveis durante todo o período de simulação. Os resultados obtidos de simulações com recursos limitados são particularmente interessantes, pois aproximam-se da realidade.

Os protocolos *Epidemic*, *PROPHET* e *NECTAR* foram avaliados em diferentes ambientes: em [Oliveira e Albuquerque 2009] os nós foram configurados com capacidade de armazenamento limitada a 50, 100, 200 e 500 mensagens, o que representa, respectivamente, 2,5%, 5%, 10% e 25% da capacidade dos cenários avaliados; e os cenários foram configurados com os mesmos 500, 1.000 e aproximadamente 2.000 nós. Nesse trabalho estendemos capacidade de armazenamento dos nós para 1.000 e 2.000 mensagens, o que representa 50% e 100% da capacidade dos cenários. Além disso, empregamos técnicas de mineração de dados no arquivo de movimentos e identificamos a ocorrência de inúmeras partições. Essa constatação nos permitiu criar cenários paralelos, com a inclusão de nós especiais, denominados nós conectores, que visitam ciclicamente diferentes regiões, permanecendo em cada região por 240 segundos. O tempo de 240 segundos equivale ao tempo médio de permanência dos nós por região. Para cada um dos cenários com 500, 1.000 e aproximadamente 2.000 nós foram incluídos, respectivamente, 10, 20 e 40 nós conectores, ou seja, 2% do total de nós.

Para as simulações foram considerados somente os nós que ativaram seus rádios durante o período de simulação, proporcionando uma maior limitação de recursos aos cenários. A Figura 1 apresenta a média de nós ativos em intervalos de tempo de 600 segundos durante o período de simulação (24 horas). No cenário com 500 nós, a quantidade máxima e a média de nós ativos corresponde a 61,4% e 14,5%, respectivamente; no cenário com 1.000 nós, a quantidade máxima e a média de nós ativos corresponde a 58,3% e 17,4%; e no cenário com aproximadamente 2.000 nós os valores correspondem a 41% e 12,7%, respectivamente. Podemos observar que a média de nós ativos durante o período de simulação não ultrapassou 20% do total de nós, ilustrando, claramente, o quão

restrito em termos de conectividade são os cenários avaliados. Esse percentual reduzido de nós ativos ocorre em função dos nós ativarem e desativarem seus rádios diversas vezes durante a simulação ou por estarem movimentando-se em regiões sem cobertura. Essa constatação será bastante importante quando observarmos a quantidade de mensagens entregues em determinados cenários.

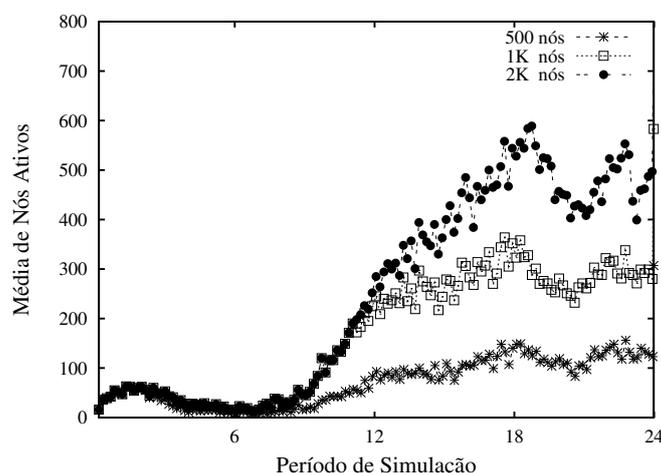


Figura 1. Média de Nós Ativos

A quantidade de mensagens que um protocolo é capaz de entregar aos destinatários, a quantidade de saltos necessária para que uma mensagem seja entregue ao destinatário e quantidade de mensagens transmitidas são métricas que podem indicar o nível de eficácia de um protocolo de roteamento. Embora aplicações para DTNs devam ser tolerantes a atrasos, o atraso também é uma métrica importante. Todas essas métricas foram avaliadas e os resultados apresentados representam a média obtida a partir de simulações com os cinco arquivos de tráfego gerados, e as barras verticais representam o intervalo de confiança de 95%.

4.2. Resultados

Esse trabalho apresenta uma análise do comportamento dos protocolos avaliados em cenários com diferentes níveis de restrições. As características dos cenários e dos protocolos encontram-se na Tabela 2. Os parâmetros de configuração dos protocolos *Epidemic* e *PROPHET* foram extraídos, respectivamente, de [Vahdat e Becker 2000] e [Lindgren e Doria 2008, Lindgren et al. 2003].

A versão do protocolo NECTAR proposta em [Oliveira e Albuquerque 2009] será identificada por NECTAR-orig e a proposta com os refinamentos apresentada nesse trabalho por NECTAR-ref. A capacidade da área de armazenamento dos nós será identificada por 50B, 100B, 200B, 500B, 1000B e 2000B, o que significa que os nós tem capacidade de armazenar 50, 100, 200, 500, 1.000 e 2.000 mensagens, respectivamente. A configuração dos cenários será identificada por:

- C1 - Cenário 1 descreve um ambiente com 500 nós;
- C2 - Cenário 2 descreve um ambiente com 1.000 nós;
- C3 - Cenário 3 descreve um ambiente com aproximadamente 2.000 nós;
- C4 - Cenário 4 descreve um ambiente com 500 nós (C1) acrescido de 10 nós conectores;

C5 - Cenário 5 descreve um ambiente com 1.000 nós (C2) acrescido de 20 nós conectores; C6 - Cenário 6 descreve um ambiente com aproximadamente 2.000 nós (C3) acrescido de 40 nós conectores.

A Figura 2 apresenta a quantidade de mensagens entregues por todos os protocolos a partir de simulações realizadas nos cenários 1 e 4. No cenário 1, o PROPHET apresenta um melhor desempenho que o *Epidemic* nas simulações com maior limitação (50B e 100B), em função de utilizar os recursos da rede de forma mais eficiente. Entretanto, à medida que os recursos da rede tornam-se menos escassos, o *Epidemic* obtém uma quantidade de mensagens entregues cerca de 80% superior ao PROPHET. Identificamos que o PROPHET não foi capaz de lidar com a dinamismo e o realismo dos arquivos de movimento e de tráfego, embora tenhamos implementado a estratégia de encaminhamento menos restritiva, o que explica o fato da quantidade de mensagens ter mantido-se praticamente estável a partir de 200B. O *Epidemic* comportou-se exatamente como esperávamos, ou seja, ao passo que as restrições eram reduzidas, a quantidade de mensagens entregues aumentava. Já o NECTAR foi capaz de entregar mais mensagens que os outros protocolos, independente da capacidade de armazenamento dos nós. A fórmula de cálculo do *Neighborhood Index* possibilitou uma rápida adaptação às constantes mudanças de topologia da rede, ajustando-se ao dinamismo de redes com movimentos reais e alcançando o objetivo de entregar mais mensagens que os demais protocolos. O NECTAR-ref entregou, em média, 3,8% mensagens a mais que NECTAR-orig.

No cenário 4, também ilustrado pela Figura 2, o PROPHET aproveitou com mais eficiência a inclusão dos 10 nós conectores. Nesse caso, o algoritmo de cálculo da métrica *Delivery Predictability* possibilitou ao PROPHET um cálculo mais apurado da topologia da rede e, conseqüentemente, um melhor aproveitamento dos contatos. A previsibilidade

Tabela 2. Características dos Cenários e Configuração dos Protocolos

Características dos Cenários	
Característica	Valor
<i>Nós Ativos</i>	500, 500 + 10 conectores, 1.000, 1.000 + 20 conectores, 2.000 e 2.000 + 40 nós conectores
<i>Capacidade da Área de Armazenamento</i>	50, 100, 200, 500, 1.000 e 2.000 mensagens
<i>Distribuição do Tráfego</i>	Durante as primeiras 8 horas
<i>Período de Simulação</i>	24 horas
<i>TIC (Time Interval Counter) do Simulador</i>	50 ms
Epidemic Routing Protocol	
<i>Tempo entre Contatos</i>	500 ms
<i>Política de Encaminhamento</i>	Flooding
<i>Política de Descarte</i>	FIFO
PROPHET Routing Protocol	
<i>Tempo entre Contatos</i>	500 ms
<i>Política de Encaminhamento</i>	GRTR
<i>Política de Descarte</i>	MOFO
<i>P_Encounter</i>	0,75
β	0,25
γ	0,99
NECTAR Routing Protocol	
<i>NR.Update</i>	500 ms
ω	5
σ	MAX=0,05, MIN=0,01, RANGE=0,04
γ	0,90
<i>MinEpidemicLevel</i>	1
<i>MaxEpidemicLevel</i>	4

dos movimentos dos nós conectores caracterizou-se como peça fundamental para que o PROPHET apresentasse um desempenho superior ao *Epidemic*, independente da capacidade de armazenamento dos nós. O NECTAR foi capaz, novamente, de entregar mais mensagens que os demais protocolos. Além disso, o NECTAR-ref suplantou o NECTAR-orig em cenários com menor capacidade de armazenamento (50B até 500B), alcançando, em média, valores superiores à 17%.

Na Figura 3 podemos observar que o NECTAR foi novamente capaz de entregar mais mensagens que os demais protocolos. No cenário 3, o NECTAR-ref e NECTAR-orig apresentaram desempenho similares, porém no cenário 6, com menor capacidade de armazenamento (50B até 500B), o NECTAR-ref obteve um desempenho, em média, 23% superior, alcançando mais de 30% nas configurações com 50B e 100B, quando comparado com o NECTAR-orig. O *Epidemic* comportou-se como esperado, ou seja, a quantidade de mensagens entregues aumentou a medida que as restrições eram reduzidas. O PROPHET não conseguiu apresentar um desempenho superior ao *Epidemic* no cenário 4 em função das limitações descritas. Nos cenários 3 e 6, com capacidade de armazenamento infinito (2000B), o NECTAR-ref foi capaz de entregar, respectivamente, 72% e 98% das mensagens transmitidas. Já o *Epidemic* foi capaz de entregar, respectivamente, 47% e 78% e o PROPHET 22% e 85%.

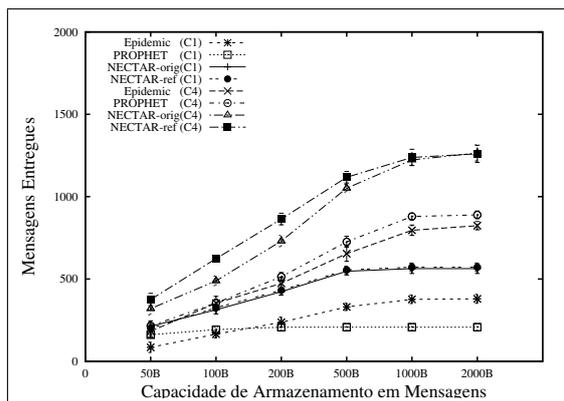


Figura 2. Mensagens Entregues - Cenários 1 e 4

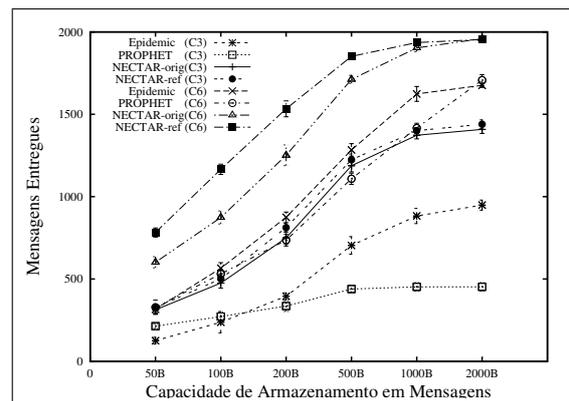


Figura 3. Mensagens Entregues - Cenários 3 e 6

As Figuras 4 e 5 demonstram que o *Epidemic* transmitiu uma quantidade de mensagens superior aos demais protocolos, como era esperado. Esse comportamento explica a menor quantidade de mensagens entregue nos cenários mais restritivos, em função do congestionamento na rede e do estouro constante na capacidade de armazenamento dos nós. A quantidade de mensagens transmitidas pelo PROPHET demonstra a incapacidade deste protocolo em lidar com constantes mudanças na topologia da rede, mantendo rotas obsoletas por longos períodos. Já o NECTAR-ref transmitiu menos mensagens que os todos protocolos avaliados, exceto quando comparado com o PROPHET nas configurações com maior capacidade de armazenamento. No cenário 4 o NECTAR-orig transmitiu, em média, cerca de 50% mais mensagens que o NECTAR-ref.

As Figuras 6 e 7 apresentam a função de distribuição cumulativa referente à quantidade de saltos necessária para entrega de mensagens na configuração mais restrita (50B). Os resultados representam os valores extraídos do primeiro (entre os cinco) arquivo de

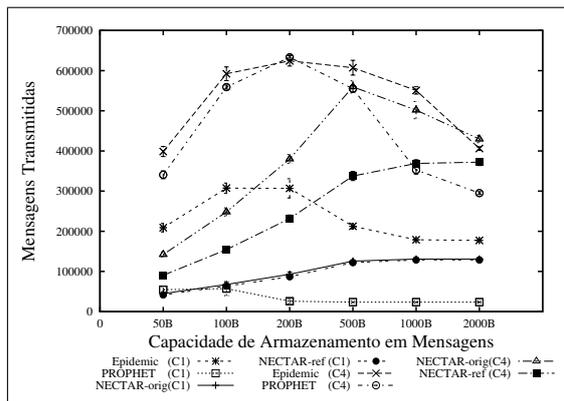


Figura 4. Mensagens Transmitidas - Cenários 1 e 4

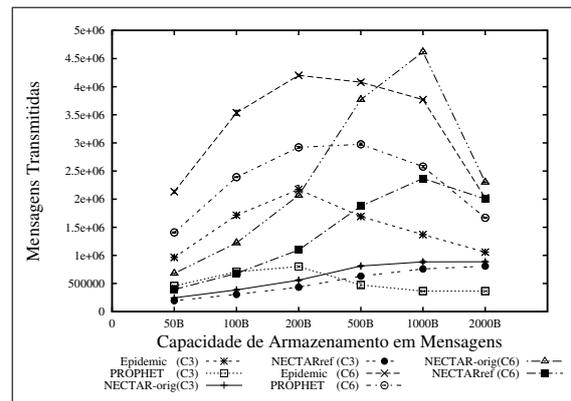


Figura 5. Mensagens Transmitidas - Cenários 3 e 6

tráfego. Para entregar 90% das mensagens nos cenários 1 e 4, o protocolo *Epidemic* necessitou de 12 e 38 saltos; o *PROPHET* de 11 e 31 saltos; o *NECTAR-orig* de 8 e 9 saltos; e o *NECTAR-ref* de 7 e 8 saltos, respectivamente. Já nos cenários 3 e 6 o protocolo *Epidemic* necessitou de 26 e 67 saltos; o *PROPHET* de 15 e 62 saltos; o *NECTAR-orig* de 9 e 12 saltos; e o *NECTAR-ref* de 8 e 9 saltos, respectivamente. À medida que a capacidade de armazenamento aumenta, a diferença entre os protocolos é reduzida, entretanto, em todos os cenários e com qualquer capacidade de armazenamento o *NECTAR-ref* necessitou de menos saltos para entregar mais mensagens.

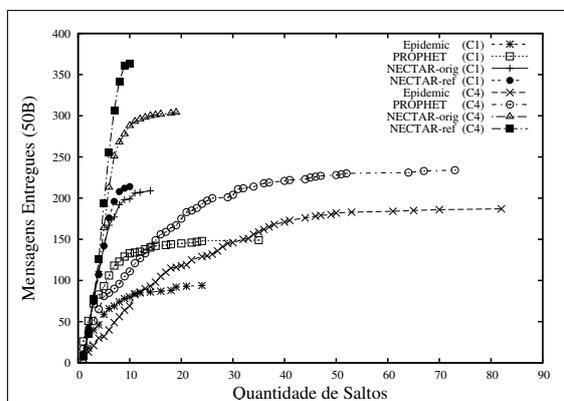


Figura 6. CDF Saltos - Cenários 1 e 4 - 50B

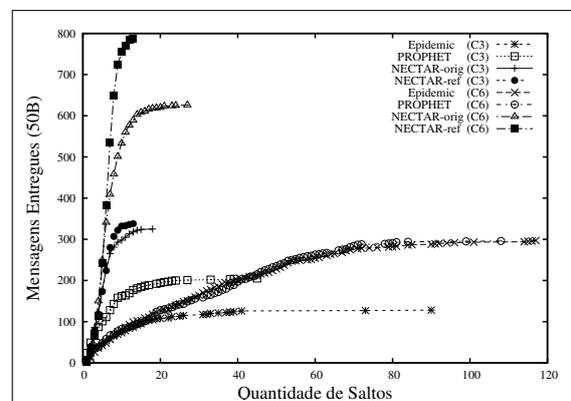


Figura 7. CDF Saltos - Cenários 3 e 6 - 50B

O cálculo da função de distribuição cumulativa referente ao atraso de entrega de mensagens, utilizando o mesmo arquivo de tráfego, nos permitiu obter as seguintes conclusões: no cenário 1, com a configuração 50B, o *NECTAR-ref* precisou de apenas 14h58min, 18h02min e 23h16min do período de simulação de 24 horas para entregar a mesma quantidade de mensagens que os protocolos *Epidemic*, *PROPHET* e *NECTAR-orig*, respectivamente; para o cenário 4 foram necessários 13h11min, 16h12min e 19h34min; para o cenário 3 foram necessários 12h34min, 17h10min e 23h18min; e para o cenário 6 11h36min, 11h36min, 19h20min, respectivamente.

Em todos os cenários e em todas as configurações (50B-2000B), o NECTAR-ref foi capaz de entregar mais mensagens, com uma menor quantidade de saltos e em menor tempo que os demais protocolos avaliados. Os resultados das simulações com os cenários 2 e 5 foram intencionalmente omitidos, pois os mesmos não acrescentaram fatos que implicassem em alterações nas conclusões.

5. Conclusão

Nesse artigo apresentamos uma série de refinamentos aplicados ao protocolo NECTAR-orig, um protocolo de roteamento para DTNs baseado no histórico de contatos entre nós vizinhos. O principal objetivo dessa proposta é incrementar a quantidade de mensagens entregues usando registros de cenários estocásticos reais com grandes restrições de recursos e estender os cenários de simulação incluindo nós especiais, denominados nós conectores, que visitam ciclicamente diferentes regiões. Simulações realizadas com registros de movimentos extraídos de [Kotz et al. 2004] demonstraram que o NECTAR-ref foi capaz de atingir plenamente o objetivo de entregar uma maior quantidade de mensagens consumindo menos recursos da rede e dos nós. Em todos os cenários e métricas avaliados a proposta apresentada nesse trabalho suplantou os demais protocolos. Com isso, entendemos que o protocolo NECTAR-ref alcançou plenamente a proposta de incrementar a quantidade de mensagens entregues em cenários com grandes restrições de conectividade e capacidade de armazenamento dos nós.

Como trabalhos futuros, planejamos investigar o desempenho do protocolo NECTAR-ref implementando um mecanismo dinâmico que possibilite decidir pela transferência de custódia de mensagens [Fall 2003], ao invés de simplesmente efetuar réplicas. Pretendemos, com isso, reduzir a quantidade de mensagens transmitidas e, conseqüentemente, o consumo de recursos da rede e dos nós. O desempenho satisfatório em cenários com nós conectores nos estimulou a avaliar o comportamento do protocolo NECTAR-ref com registros reais provenientes de rede veiculares [UMass 2007], e a comparar os resultados com outras propostas, tais como [Balasubramanian et al. 2007, Burgess et al. 2006, Zhao et al. 2004].

Referências

- Balasubramanian, A., Levine, B. N., e Venkataramani, A. (2007). DTN routing as a resource allocation problem. Em *Proc. of the ACM SIGCOMM*, volume 37, pp. 373–384, Kyoto, Japan.
- Burgess, J., Gallagher, B., Jensen, D., e Levine, B. N. (2006). Maxprop: Routing for vehicle-based disruption-tolerant networks. Em *Proc. of IEEE Infocom*, pp. 1–11.
- Burleigh, S., Hooke, A., Torgerson, L., Fall, K., Cerf, V., Durst, B., Scott, K., e Weiss, H. (2003). Delay-tolerant networking: an approach to interplanetary internet. *IEEE Communications Magazine*, 41(6):128–136.
- Doria, A., Uden, M., and Pandey, D. P. (2002). Providing connectivity to the saami nomadic community. Em *Proc. of the 2nd International Conference on Open Collaborative Design for Sustainable Development*, Bangalore, India.
- Fall, K. (2003). A delay-tolerant network architecture for challenged internets. Em *Proc. of the ACM SIGCOMM*, pp. 27–34, Karlsruhe, Germany.

- Jubin, J. e Tornow, J. (1987). The darpa packet radio network protocols. Em *Proc. of the IEEE*, 75(1),21–32.
- Kotz, D., Henderson, T., e Ayzov, I. (2004). Disponível em http://crawdad.cs.dartmouth.edu/dartmouth/campus/syslog/01_04.
- Leguay, J., Friedman, T., e Conan, V. (2005). DTN routing in a mobility pattern space. Em *WDTN '05: Proc. of the 2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant Networking*, pp. 276–283, New York, NY, USA. ACM Press.
- Lin, C.-S., Chang, W.-S., Chen, L.-J., e Chou, C.-F. (2008). Performance study of routing schemes in delay tolerant networks. Em *AINAW '08: Proc. of the 22nd International Conference on Advanced Information Networking and Applications - Workshops*, pp. 1702–1707, Washington, DC, USA. IEEE Computer Society.
- Lindgren, A. e Doria, A. (2008). Probabilistic routing protocol for intermittently connected networks. RFC Draft, Internet Engineering Task Force.
- Lindgren, A., Doria, A., e Schelén, O. (2003). Probabilistic routing in intermittently connected networks. *SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review (MC2R)*, 7(3):19–20.
- Matsuda, T. e Takine, T. (2008). (p,q)-epidemic routing for sparsely populated mobile ad hoc networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 26(5):783–793.
- Oliveira, C., Moreira, M., Rubinstein, M., Costa, L., e Duarte, O. (2007). Redes tolerantes a atrasos e desconexões. Em *SBRC 2007, Mini-cursos*, pp. 203–256.
- Oliveira, E. e Albuquerque, C. (2009). NECTAR: A DTN routing protocol based on neighborhood contact history. Em *SAC 2009 (a ser publicado): Proc. of the 24th ACM Symposium on Applied Computing*, pp. 359–365. ACM Press.
- Ramanathan, R., Hansen, R., Basu, P., Rosales-Hain, R., e Krishnan, R. (2007). Prioritized epidemic routing for opportunistic networks. Em *MobiOpp '07: Proc. of the 1st International MobiSys workshop on Mobile Opportunistic Networking*, pp. 62–66, New York, NY, USA. ACM Press.
- Shah, R. C., Roy, S., Jain, S., e Brunette, W. (2003). Data mules: Modeling a three-tier architecture for sparse sensor networks. Em *Proc. of the IEEE SNPA Workshop*, pp. 30–41.
- Spyropoulos, T., Psounis, K., e Raghavendra, C. S. (2005). Spray and wait: an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks. Em *WDTN '05: Proc. of the 2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant Networking*, pp. 252–259, New York, NY, USA. ACM Press.
- UMass (2007). Umass trace repository. Disponível em <http://traces.cs.umass.edu/>.
- Vahdat, A. e Becker, D. (2000). Epidemic routing for partially connected ad hoc networks. Technical Report CS-200006, Duke University.
- Zhang, X., Neglia, G., Kurose, J., e Towsley, D. (2007). Performance modeling of epidemic routing. *Computer Networks*, 51(10):2867–2891.
- Zhao, W., Ammar, M., e Zegura, E. (2004). A message ferrying approach for data delivery in sparse mobile ad hoc networks. Em *Proc. of the 5th ACM MobiHoc*, pp. 187–198.