

# Uma Nova Estratégia de Roteamento para Redes Tolerantes a Atrasos

Cristina M. Nunes, Fernando Luís Dotti\*

<sup>1</sup>Faculdade de Informática  
Pontifícia Universidade Católica do Rio Grande do Sul (PUC-RS)  
Av. Ipiranga, 6681 – Porto Alegre – RS – Brasil

{cristina.nunes, fernando.dotti}@pucrs.br

**Abstract.** *This paper proposes a new routing strategy for delay tolerant networks that relies, as the main decision making information, on the average number of encounters that a node participates in a period of time. Each encounter means the possibility of routing messages with the aim of obtaining their deliveries to destination. Aiming at increasing the probability of delivering messages at the destination, the strategy prioritizes routing to nodes with higher number of encounters. The behavior of the number of encounters and the corresponding impact of this strategy for nodes which present the higher number of encounters are discussed. The results obtained in relation to: delivery rate, number of message copies in the network and delivery delay, are compared and discussed in relation to other known protocols.*

**Resumo.** *Este artigo propõe uma nova estratégia de roteamento para redes tolerantes a atrasos que utiliza, como principal informação para decisão sobre o roteamento, o número médio de encontros que um nodo participa em um período de tempo. Cada encontro significa a possibilidade de rotear mensagens visando sua entrega ao destino. No intuito de aumentar a probabilidade de encontrar o destinatário, a estratégia prioriza o roteamento a nodos que têm um número alto de encontros. O comportamento do número de encontros e o impacto da técnica para os nodos com maior número de encontros são discutidos. Os resultados de taxa de entrega, número de cópias de mensagens na rede e atraso para entrega de mensagens são discutidos com relação a outros protocolos.*

## 1. Introdução

Redes Tolerantes a Atrasos (DTN - *Delay Tolerant Network*) são redes sem fio onde desconexões são tão frequentes que na maioria do tempo não existe um caminho completo entre uma origem e um destino. As principais razões mencionadas na literatura para as desconexões são a mobilidade dos nodos e a operação em ambientes hostis [Zhang 2006].

Em redes onde há movimentação dos nodos, a comunicação entre um par de nodos em um determinado instante somente é possível quando a distância entre eles é menor do que o alcance da transmissão. Isso significa que, mesmo que as mensagens sejam roteadas através de nodos que fazem o papel de roteadores, não há garantia de encontrar um caminho de comunicação viável até o destino. Já em ambientes hostis a desconexão

---

\*Autor parcialmente suportado pelo CNPq, projeto 200806/2008-4.

acontece devido a interferência no sinal, impossibilitando a comunicação [Zhang 2006]. De acordo com [Spyropoulos et al. 2008], há muitos casos de aplicação para redes DTN, tais como redes de sensores que monitoram a vida selvagem, redes militares, redes *ad hoc* veiculares (VANETs - *Vehicular Ad hoc Networks*), redes para fornecer acesso a Internet de baixo custo a comunidades remotas, entre outras.

A possibilidade de desconexão devido a mobilidade ou fatores ambientais também é considerada em redes *ad hoc* em estudo há mais tempo. Entretanto, há uma nítida diferença na abordagem de tratamento pois assume-se, para resolver o roteamento em redes *ad hoc*, que um caminho válido entre origem e destino pode ser estabelecido. Assim, diversas variações de protocolos de roteamento tradicionais foram criadas para tais redes [Liu and Kaiser 2005], [Rajaraman 2002], [Abolhasan et al. 2004].

Diferentemente em redes DTN, como já mencionado, parte-se do pressuposto que não é possível construir um caminho fim a fim composto de enlaces contemporâneos válidos. Neste contexto, surge a técnica de repasse denominada *store-carry-forward* [Zhang 2006], segundo a qual um nodo pode armazenar uma mensagem até encontrar outro nodo propício para o roteamento em direção ao destinatário. A decisão de para qual(is) nodo(s) repassar uma mensagem, de forma a aumentar sua probabilidade de alcançar o destino, é uma das principais questões no projeto de um protocolo de roteamento para DTNs. Esse repasse também pode ser feito para um único ou para vários nodos. Segundo [Abdulla and Simon 2007], a abordagem de única cópia tenta reduzir o uso de *buffer* e o número de mensagens transferidas, mas sofre de grandes atrasos e baixa taxa de entrega. Esquemas de múltiplas cópias, por outro lado, alcançam atrasos mais baixos e maior taxa de entrega.

Essas decisões não são simples e a literatura apresenta diversos trabalhos que propõem formas de roteamento para redes DTN, como em [Abdulla and Simon 2007], [Lindgren et al. 2004], [Spyropoulos et al. 2008] e [Vahdat and Becker 2000] - vide maiores detalhes na Seção 2. Entretanto, o problema de roteamento em redes DTN ainda está em aberto e formas mais eficientes têm sido investigadas.

Este artigo propõe uma nova estratégia de roteamento de mensagens para redes DTN chamada de APRP (*Adaptive Potential Routing Protocol*) que utiliza, como principal informação para decisão sobre o roteamento, o número de encontros que um nodo tem com outros nodos em um período de tempo. O APRP prioriza o roteamento a nodos que participem de um maior número de encontros no intuito de aumentar a probabilidade de encontrar o destinatário. A técnica proposta se mostra de simples implementação e com bom potencial de escalabilidade já que os nodos mantêm um conjunto bastante reduzido de informações sobre a rede. Além disso, os resultados revelam uma considerável diminuição de *overhead*<sup>1</sup>, mantendo níveis de entrega compatíveis com outros protocolos da mesma classe.

O restante deste trabalho está organizado como segue. A seção II descreve alguns trabalhos relacionados. A seção III descreve o protocolo APRP e o seu funcionamento. A seção IV discute os resultados relativos a taxa de entrega, número de cópias na rede, atraso na entrega, bem como o impacto da técnica para os nodos de maior vizinhança. Por fim, a seção V apresenta as conclusões e discute alguns trabalhos futuros.

---

<sup>1</sup>Considera-se *overhead* neste texto o número de cópias geradas na rede para cada mensagem criada.

## 2. Trabalhos Relacionados

Apesar de haver uma significativa quantidade de trabalho e de consenso sobre a arquitetura geral da DTN [Cerf et al. 2007], ainda não há um acordo sobre os algoritmos de roteamento usados nessas redes.

Ao analisar as estratégias de roteamento usadas em DTNs pode-se dividi-las em duas classes: (i) aquelas que armazenam informações de roteamento, pois acumulam informação, muitas vezes de forma transitiva, sobre os nodos da rede e rotas para alcançá-los, e (ii) aquelas que não armazenam esse tipo de informação e, conseqüentemente, devem realizar sua decisão de repasse com base em políticas de roteamento e informações locais aos nodos que se encontram.

As estratégias que estão na primeira classe, como [Burns et al. 2005], [Lindgren et al. 2004], [Musolesi et al. 2005] e [Tan et al. 2003], implicam em custos maiores de comunicação e armazenamento para a manutenção de informação de roteamento nos nodos. Tais custos crescem na proporção do número de nodos da rede e, dependendo do tipo de dispositivo, podem vir a ser muito altos. Por outro lado, o tráfego de mensagens de dados tende a ser mais econômico utilizando estas estratégias. A seguir são apresentados maiores detalhes sobre algoritmos dessa classe.

Em [Burns et al. 2005] foi definido um protocolo de roteamento chamado de MV (*Meeting Visit*), que tem o objetivo de aprender a frequência de encontros entre pares de nodos e suas visitas em certas regiões geográficas. As frequências passadas são usadas para classificar cada mensagem de acordo com sua probabilidade de entrega através de um caminho específico. É assumido que a probabilidade de visitar uma região no futuro está fortemente relacionada com a história de visitas do nodo naquela região.

O *Probabilistic Routing Protocol using History of Encounters and Transitivity* (PRoPHET) [Lindgren et al. 2004] usa uma métrica que indica a probabilidade de um nodo entregar uma mensagem a um destinatário. Essa métrica é chamada de previsibilidade de entrega. De acordo com [Lindgren et al. 2004], quando dois nodos se encontram, uma mensagem é enviada para o outro nodo se a previsibilidade de entrega ao destino for mais alta no outro nodo. Contudo, como o nodo que repassou a mensagem pode encontrar um nodo melhor ou o próprio destino final no futuro, a mensagem repassada não é removida do nodo, mas fica armazenada em *buffer* (desde que haja espaço disponível). Além disso, uma função de transitividade também é usada.

Semelhante ao PRoPHET, no protocolo *Context-aware Adaptive Routing* (CAR) [Musolesi et al. 2005] o nodo que carrega a mensagem possui uma probabilidade mais alta de entregá-la ao destino do que outros nodos. Contudo, uma das diferenças está no fato que ele integra mecanismos síncronos e assíncronos para a entrega das mensagens. Na entrega síncrona, um caminho para o destino existe e a mensagem pode ser roteada usando um protocolo de roteamento pró-ativo existente (o DSDV (*Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector*)[Perkins and Bhagwat 1994], neste caso). Já na entrega assíncrona, as mensagens devem ser enviadas para aqueles nodos que possuem a maior probabilidade de entrega ao destino. A informação de contexto, presente nesse protocolo, é definida como um conjunto de atributos que descrevem os aspectos do sistema que podem ser usados para otimizar o processo de entrega [Musolesi et al. 2005].

O roteamento baseado no caminho mais curto (SEPR - *Shortest Expected Path Routing*) foi proposto por [Tan et al. 2003] e estima a probabilidade do repasse com base em dados históricos. O caminho mais curto esperado se baseia nessa probabilidade. Cada nodo mantém um mapa da topologia da rede e troca informações de probabilidade de encontros com outros nodos. Além disso, para cada mensagem armazenada em um nodo é assumido um tamanho de caminho efetivo (EPL - *Effective Path Length*), que é configurado como infinito quando a mensagem é armazenada pela primeira vez. Sempre que uma mensagem é propagada para outro nodo, o EPL é atualizado se o tamanho do caminho desse nodo até o destino for menor do que o seu valor. Caso isso ocorra, a mensagem é propagada e um novo valor de EPL é assumido. O EPL rastreia a história de entrega de uma mensagem [Tan et al. 2003]. Quanto menor seu valor, maior será a probabilidade de entrega da mensagem ao destino. Além disso, seu valor também é usado para determinar para quais nodos a mensagem deve ser repassada.

Já na segunda classe, como em [Vahdat and Becker 2000] e [Spyropoulos et al. 2008], o custo de manutenção das informações de roteamento é mínimo mas o impacto de mensagens de dados tende a ser maior. De forma genérica, os algoritmos de roteamento dessa classe tendem a ser restrições do *flooding* utilizando diferentes critérios. A seguir, são dados maiores detalhes sobre tais algoritmos.

Em [Vahdat and Becker 2000] foi definido um tipo de roteamento chamado Epidêmico, com o objetivo de rotear mensagens em DTNs maximizando a taxa de entrega, minimizando a latência e a quantidade de recursos consumidos na entrega das mensagens. O funcionamento desse protocolo é semelhante a uma doença epidêmica, enquanto houver espaço em *buffer* mensagens são repassadas a cada encontro de nodos, assim como a infecção de um indivíduo por outro em uma epidemia. Cada nodo da rede possui uma lista com as mensagens que o mesmo armazena. Essa lista é trocada entre vizinhos que estão no mesmo alcance de transmissão e serve para que um nodo determine quais as mensagens existentes no *buffer* do vizinho ele ainda não possui, para então solicitá-las. Esse processo de troca de mensagens se repete sempre que um nodo entra em contato com um novo vizinho. Embora o roteamento epidêmico possa ter uma alta taxa de entrega e baixo atraso, não raro a capacidade de *buffer* dos nodos pode ser ultrapassada ocasionando assim o não repasse das mensagens e a consequente queda da taxa de entrega.

Em [Spyropoulos et al. 2008] foi proposta uma família de protocolos de múltiplas cópias chamada de *Spray*. Seu objetivo é gerar um pequeno número de cópias a fim de assegurar que o número de transmissões seja pequeno e controlado. Um dos esquemas propostos é chamado de *Spray and Wait*. Neste esquema, o nodo origem repassa todas as cópias para os primeiros  $L$  nodos distintos que ele encontra. Uma vez as cópias são distribuídas, deve ser realizada a transmissão direta. Segundo [Spyropoulos et al. 2007], o roteamento *Spray and Wait* não tem um bom desempenho para cenários onde a mobilidade é pequena e localizada. Uma definição importante a ser feita nesse tipo de roteamento é a quantidade de cópias que pode ser gerada para cada mensagem criada. Um esquema adotado por [Spyropoulos et al. 2008] é o *spraying* binário. Nesse esquema, o nodo origem da mensagem inicialmente começa com  $L$  cópias. Qualquer nodo que possui  $n > 1$  cópias da mensagem e encontra outro nodo sem cópias dessa mensagem, repassa  $\lfloor n/2 \rfloor$  de suas cópias e mantém  $\lceil n/2 \rceil$ ; até que haja somente uma cópia. Então ele troca para o roteamento de transmissão direta.

Em [Abdulla and Simon 2007] foi proposto um esquema de roteamento bastante simples e de cópia única chamado de Transmissão Direta. Nesse esquema de roteamento, uma vez uma mensagem tenha sido criada, a origem espera ter contato com o próprio destino para poder entregá-la. Como a entrega da mensagem depende de um contato direto entre origem e destino, o atraso é alto e a taxa de entrega baixa. Contudo, suas principais vantagens são a simplicidade e a quantidade mínima de transferências para a entrega da mensagem. Em termos de *overhead* de mensagens, a abordagem de Transmissão Direta é oposta ao *flooding*.

### 3. O Protocolo APRP

Em redes DTN nodos estabelecem e perdem vizinhança com outros nodos continuamente durante a sua operação. A vizinhança é estabelecida ou perdida quando os nodos conseguem, ou respectivamente não conseguem, trocar mensagens diretamente utilizando o enlace sem fio. Como já discutido, esta variação da conectividade tem vários fatores como mobilidade dos nodos, fatores ambientais, ou fatores relacionados aos nodos em questão (ex.: baixos níveis de energia).

Assim, considerando que nodos carregam mensagens que devem ser roteadas com o intuito de chegarem ao seu destino, a principal decisão em um protocolo de roteamento DTN é se uma mensagem deve ou não ser roteada de um nodo para outro quando estes estabelecem vizinhança. Esta decisão deve maximizar a taxa de entrega e minimizar o consumo de recursos de comunicação, de armazenamento, além do atraso fim a fim. Além disso, o desempenho de um protocolo é dependente de configurações da rede como: tipo de mobilidade dos nodos, raio de alcance considerado para transmissões e número de nodos na área considerada, ambos impactando na densidade da rede. Neste contexto, diferentes protocolos adotam diferentes políticas para determinar se o repasse deve acontecer ou não, tal como discutido na Seção 2.

Identificamos a possibilidade de melhoria em protocolos da segunda classe, conforme classificação apresentada na Seção 2. Esta classe de protocolos é atrativa por sua simplicidade e boa taxa de entrega em diversas situações [Spyropoulos et al. 2005]. Entretanto, pode ser melhorada principalmente para a diminuição de cópias geradas na rede, reduzindo custos de comunicação, armazenamento e os impactos advindos destes.

O protocolo APRP proposto neste trabalho considera redes compostas por nodos móveis cuja mobilidade não é conhecida a priori. O protocolo explora um fator ainda não utilizado para decidir sobre o repasse em redes DTN: o número de encontros que um nodo participa ao longo do tempo. Assume-se que o comportamento de encontros de um nodo, repete a história recente do nodo. Assim, nodos que participam de um alto número de encontros em um período terão maior probabilidade de encontrar o nodo destinatário de uma mensagem no futuro próximo. Considerando estas suposições, chamamos essa medida do número de encontros de um nodo em um período de tempo de ‘Potencial de Entrega’ de mensagens de um nodo.

#### 3.1. Cálculo do Potencial de Entrega de um Nodo

O potencial de entrega de mensagens altera seu valor, aumentando ou diminuindo, a medida que o número de encontros de um nodo em um período de tempo respectivamente

umenta ou diminui. Assim, o potencial de entrega é uma medida histórica que considera os encontros do nodo no passado recente do mesmo, sendo amostrado e calculado continuamente em cada nodo.

Cada nodo calcula o valor do seu potencial de entrega registrando o número de encontros com outros ocorridos em uma janela de tempo. De forma mais detalhada, a cada novo encontro de um nodo o seu potencial é recalculado registrando o novo encontro e seu momento de ocorrência, conforme o relógio local do nodo, e retirando encontros antigos da janela de tempo considerada.

Para o ajuste do tamanho da janela, vários cenários de simulação foram realizados variando densidade da rede, padrão de mobilidade e tamanho da janela de tempo. A partir destes experimentos observou-se que uma janela de tempo de 4 min é suficiente para caracterizar diferentes níveis de potencial dos nodos da rede. Este valor foi adotado nos demais experimentos. A generalização da técnica para dispensar a necessidade desta configuração deve ser considerada no futuro.

As simulações foram realizadas no simulador ONE (*Opportunistic Network Environment*) [Keränen and Ott 2007], um simulador baseado em eventos discretos específico para DTN [Ekman et al. 2008], [Karvo and Ott 2008] e [Pitkänen et al. 2008]. A área simulada possui um tamanho de 4500 x 3400 metros e os nodos se movem de acordo com o padrão de mobilidade *Shortest Path Map Based Movement*<sup>2</sup> [Keränen and Ott 2007], onde o número de nodos variou entre 30, 50, 100, e 300 nodos, sendo que metade dos nodos eram pessoas e a outra metade eram carros. Carros diferem de pessoas basicamente pela velocidade do nodo. Além disso, carros possuem um tamanho de *buffer* de 40Mbytes, enquanto pessoas possuem um tamanho de 20Mbytes. Resultados semelhantes também foram obtidos com o padrão de mobilidade *Random Waypoint*<sup>3</sup> [Bettstetter et al. 2003].

Para cada cenário foram realizadas sete rodadas de simulação e o valor médio de potencial encontrado está apresentado nas Tabelas 1, 2 e 3 para três cenários diferentes, considerando raios de 10, 30 e 80 metros, respectivamente.

Analisando os resultados das Tabelas 1, 2 e 3 percebe-se que os nodos que se movimentam mais, os carros nesse caso, possuem um potencial mais elevado que aqueles que se movimentam menos, como as pessoas. Um outro parâmetro que altera o potencial é a densidade da rede, impactadas pelo raio de alcance e a quantidade de nodos na área simulada. Os nodos das redes mais densas têm potenciais mais elevados, enquanto os nodos das redes mais esparsas ou com raio menor têm potenciais mais baixos. Os resultados indicam que o potencial dos nodos estão representando uma medida coerente dos encontros ocorridos por eles, podendo ser utilizado de forma comparativa.

Para a decisão de roteamento, a ser discutida na próxima subseção, também é necessário que um nodo armazene o potencial máximo conhecido de outros nodos. Devido à natureza da rede em discussão, esta estimativa é local, e não global, e dependente dos encontros ocorridos por um nodo. De maneira mais detalhada, o valor de maior potencial

---

<sup>2</sup>Usa o algoritmo Dijkstra para encontrar o caminho que deve ser percorrido em um mapa. Uma vez o nodo alcança seu destino, ele espera um tempo e um novo destino é escolhido aleatoriamente. O mapa utilizado faz parte da área central da cidade de Helsinque, na Finlândia.

<sup>3</sup>Os nodos escolhem aleatoriamente um destino e se movem até esse destino. Ao chegar no destino, ocorre uma pausa e todo o processo começa novamente.

é repassado entre os nodos, de forma transitiva, a cada encontro. Assim, cada nodo dispõe do seu valor de potencial e de um valor máximo de potencial conhecido pelo nodo.

**Tabela 1. Valor médio do Potencial para Raio 10 m.**

	30 nodos	50 nodos	100 nodos	300 nodos
Pessoas	1,8	2,3	3,6	8,4
Carros	2,3	3,1	5,1	13,11

**Tabela 2. Valor médio do Potencial para Raio 30 m.**

	30 nodos	50 nodos	100 nodos	300 nodos
Pessoas	1,9	2,4	3,9	9,6
Carros	2,4	3,4	5,8	15,34

**Tabela 3. Valor médio do Potencial para Raio 80 m.**

	30 nodos	50 nodos	100 nodos	300 nodos
Pessoas	2,1	2,8	4,7	11,9
Carros	2,9	4,2	7,4	20,34

### 3.2. Decisão de Roteamento utilizando Potencial de Entrega

A decisão de roteamento descrita acontece a cada encontro de dois nodos em uma rede DTN. Cada nodo do par formado no encontro pode tanto rotear mensagens como receber mensagens do outro nodo. Esta decisão depende somente da existência de mensagens para repasse e dos valores de potencial e potencial máximo conhecido de cada nodo. A descrição a seguir se dá em somente um sentido do par formado, pois o comportamento é simétrico.

A base do algoritmo é a mesma de protocolo *Spray and Wait*, ou seja, a cada encontro um nodo pode repassar cópias de mensagens ao nodo encontrado. Tanto o nodo originador como o encontrado mantém cópias da mensagem para futura tentativa de repasse ou entrega direta.

A estratégia utiliza um número fixo de vezes que a mensagem pode ser copiada na rede e seu mecanismo de gerenciar a quantidade de repasses feita de uma determinada mensagem é definido de forma semelhante a utilizada no roteamento *Spray and Wait*, usando o *spraying* binário. Assim, o nodo origem da mensagem inicialmente começa com  $L$  cópias dessa mensagem e a medida que outros nodos são encontrados o mesmo repassa  $\lfloor n/2 \rfloor$  de suas cópias e mantém  $\lceil n/2 \rceil$ ; desde que hajam  $n > 1$  cópias da mensagem, caso contrário a transmissão direta é utilizada. Caso não haja espaço em *buffer* para armazenar a mensagem, a estratégia FIFO (*First In First Out*) é utilizada.

A especificidade da técnica proposta está no que segue. Para o aumento da probabilidade de entrega de uma mensagem, um nodo repassa um número finito de cópias da mesma a nodos com potencial maior que o seu. Mais especificamente, um nodo busca nodos que tenham uma diferença de potencial, com relação ao seu, que justifique o repasse de uma mensagem a ele, pois o repasse gasta recursos de comunicação e armazenamento,

além de uma cópia da mensagem. A diferença de potencial que justifica o repasse é relativa ao maior valor de potencial conhecido, conforme discutido na seção anterior.

Seja:  $o$  um nodo carregando mensagens aguardando repasse;  $e$  um nodo encontrado por  $o$ ;  $P_o$  e  $P_e$  os respectivos potenciais de  $o$  e  $e$ ; e  $P_{max-o}$  o máximo potencial conhecido por  $o$ . O repasse de uma mensagem  $m$  de  $o$  para  $e$  acontece se:

- o número máximo de cópias da mensagem  $m$  não foi alcançado; e
- $P_e > P_o + \delta(P_{max-o} - P_o)$

O valor de  $\delta$  deve também ser configurado. Experimentos com variados valores de  $\delta$  foram realizados para identificar o limite que forneça uma boa relação entre a taxa de entrega e o *overhead*. Os valores de  $\delta$  testados variaram de 0,3 a 0,6. Identificou-se que a medida que o valor de  $\delta$  diminui ambos *overhead* e a taxa entrega aumentam. A partir dos experimentos realizados observou-se que o  $\delta$  de 0,5 foi o que forneceu uma melhor relação entre as duas métricas citadas. Portanto, este valor foi adotado nos demais experimentos presentes neste trabalho.

#### 4. Resultados de Simulação

O protocolo APRP foi implementado no simulador ONE (*Opportunistic Network Environment*)[Keränen and Ott 2007] e foram realizadas sete rodadas de simulação de cada cenário, conforme definidos na seção 3.1. Em cada cenário 5000 mensagens de 100Kbytes a 2Mbytes são enviadas. O momento do envio de cada mensagem foi escolhido aleatoriamente. A origem e o destino de cada mensagem também foram escolhidos aleatoriamente. Todos os resultados apresentados nessa seção foram obtidos pela média de todas as rodadas. Os gráficos desta seção apresentam os valores médios e, para cada valor médio as barras verticais associadas representam um intervalo de confiança de 95%. Contudo, algumas vezes o intervalo de confiança está bastante próximo do valor plotado, ficando difícil sua visualização nas figuras.

Através da implementação do protocolo APRP foi possível comparar o comportamento da rede com os resultados obtidos de estratégias de roteamento já existentes na literatura. A comparação foi realizada com os protocolos Epidêmico, *Spray and Wait* e PROPHET, os quais já vêm implementados no simulador ONE. Os dois primeiros foram selecionados pois fazem parte da mesma classe do protocolo APRP, isto é, ambos fazem parte da classe que não armazena informações de roteamento (conforme classificação apresentada na Seção 2). Já o último, PROPHET, faz parte da outra classe, a que armazena informações de roteamento e, portanto, tem conhecimento da presença do destino. O mesmo foi escolhido pois, dessa classe, é o mais referenciado na literatura.

Para os protocolos APRP e *Spray and Wait* foi necessário informar o número máximo de cópias que uma mensagem pode ter na rede. Esse parâmetro foi configurado em seis em ambos protocolos (sugerido em [Keränen and Ott 2007]). Além disso, para o protocolo PROPHET foi necessário informar o parâmetro de transitividade, o qual foi configurado com 0,25 (sugerido em [Lindgren et al. 2004]).

Em todas as simulações realizadas dois padrões de mobilidade foram utilizados, o *Shortest Path Map Based Movement* e o *Random Waypoint*. Contudo, somente os resultados com o padrão de mobilidade *Shortest Path Map Based Movement* serão apresentados, pois houve bastante similaridade com os resultados obtidos com o *Random Waypoint*.

#### 4.1. Análise da Taxa de Entrega

A primeira métrica analisada foi a taxa de entrega das mensagens. A Figura 1 apresenta a taxa de entrega para o cenário com raio de 30 e 80 metros, onde os nodos se moveram de acordo com o padrão de mobilidade *Shortest Path Map Based Movement* e o número de nodos na área variou em 30, 50, 100 e 300 nodos. A taxa de entrega para os demais cenários segue características semelhantes e, por isso, não está apresentada.

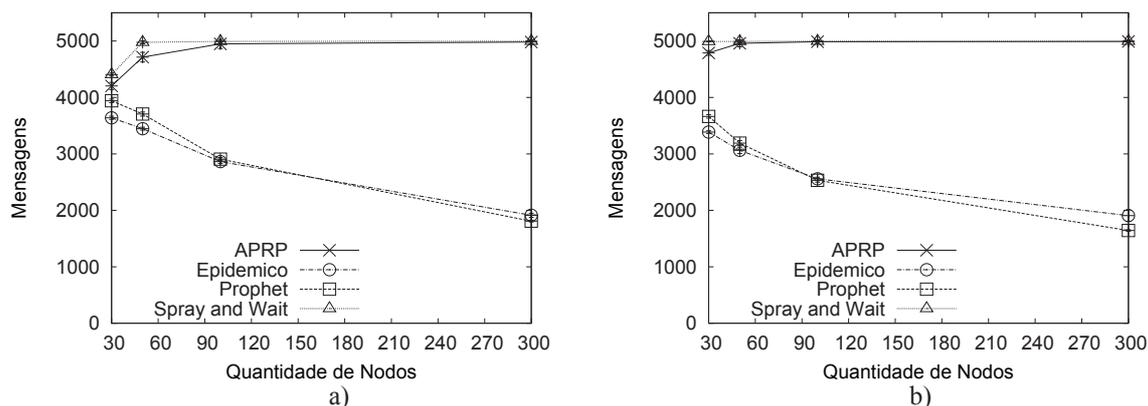


Figura 1. Taxa de entrega das mensagens. a) Raio=30 metros. b) Raio=80 metros.

Ao observar os valores apresentados na Figura 1 percebe-se que normalmente a taxa de entrega para os protocolos Epidêmico e PROPHET é próxima e vai diminuindo conforme a quantidade de nodos na rede aumenta. Isso é devido a uma maior quantidade de mensagens recebidas pelos nodos, que faz com que os *buffers* fiquem cheios e ocorra uma maior perda de mensagens. Uma análise semelhante foi realizada em [Lindgren and Doria 2007], onde foram observados valores bastante próximos entre as taxas de entrega desses dois protocolos.

Já a taxa de entrega do protocolo APRP é superior a taxa de entrega desses protocolos, ficando muito semelhante a taxa de entrega do protocolo *Spray and Wait*.

#### 4.2. Análise do número de cópias para cada mensagem - Overhead

*Overhead* aqui refere-se ao número de cópias geradas na rede para cada mensagem originada, assim como em [Musolesi et al. 2005]. Em todas as simulações realizadas o *overhead* do protocolo APRP ficou bastante inferior ao dos demais protocolos. Este é um parâmetro muito importante pois indica que menos recursos dos nodos estão sendo usados. Além disso, observou-se que, com o aumento da quantidade de nodos na rede e raio, o *overhead* gerado pelos protocolos também aumenta. Esse aumento é maior nos protocolos Epidêmico e PROPHET, pois ambos não impõem um limite superior no número de cópias de uma mensagem. A Figura 2 apresenta um exemplo do aumento do *overhead* a medida que a quantidade de nodos na rede aumenta. Os dados apresentados nessa figura são relativos ao cenário com raio de 30 e 80 metros e com o padrão de mobilidade *Shortest Path Map Based Movement*.

Ressalta-se que os valores de *overhead* para os protocolos APRP e *Spray and Wait* são muito baixos, ficando próximos de zero, e devido a escala da Figura 2 os mesmos estão

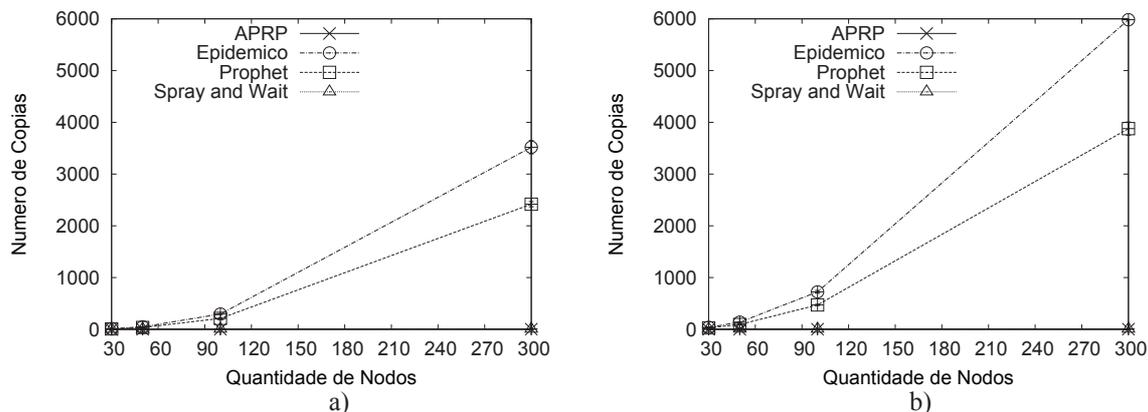


Figura 2. *Overhead* gerado na rede. a) Raio=30 metros. b) Raio=80 metros.

pouco visíveis. Contudo, a diferença entre eles fica em torno de 94% para 30 nodos na rede com raio de 30 metros, e vai diminuindo a medida que a quantidade de nodos na rede aumenta, chegando a 50% com 300 nodos. Essa característica ocorre pois, com o aumento da quantidade de nodos, a vizinhança dos nodos aumenta e conseqüentemente o valor do potencial de cada nodo também aumenta, o que ocasiona um maior encaminhamento de cópias das mensagens. A Figura 3 apresenta a diferença do *overhead* entre as duas estratégias.

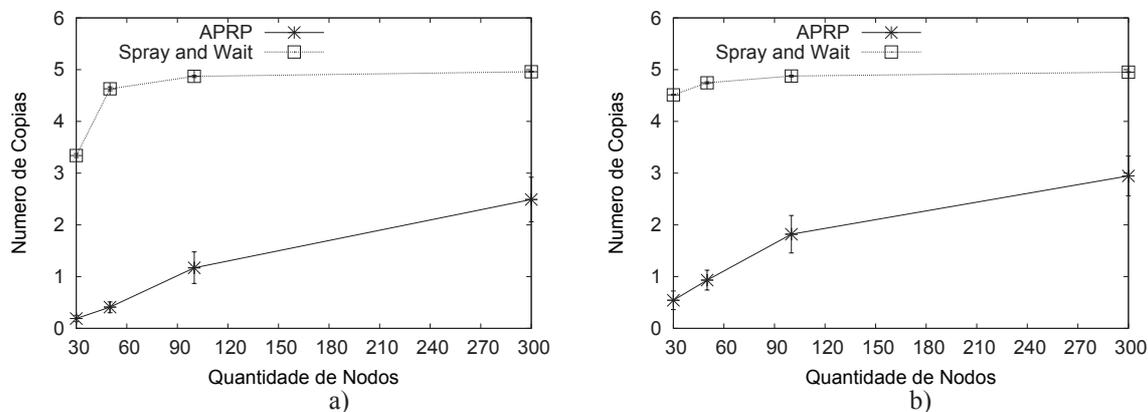
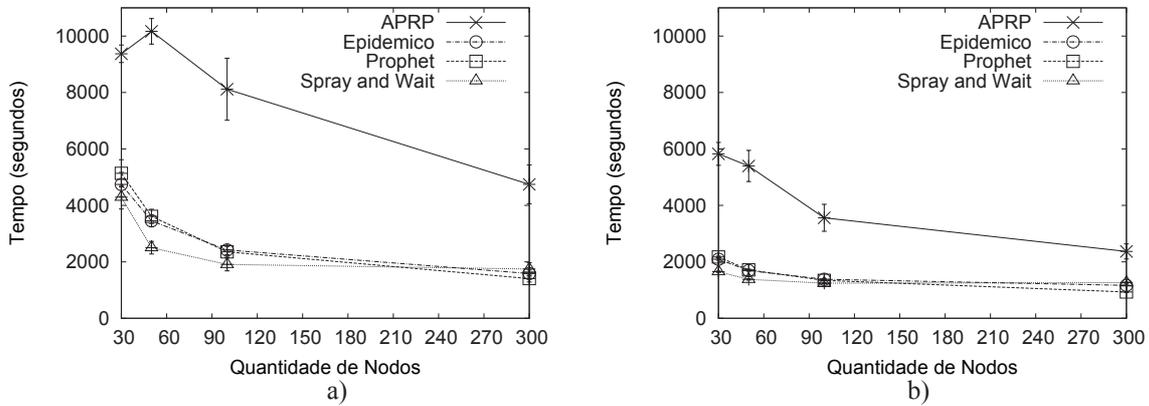


Figura 3. Diferença entre *Overhead* dos protocolos APRP e *Spray and Wait*. a) Raio=30 metros. b) Raio=80 metros.

#### 4.3. Análise do Atraso para Entrega de Mensagens

Outro parâmetro investigado foi o atraso na entrega das mensagens. A Figura 4 apresenta os valores obtidos dos experimentos realizados. Observa-se que o atraso no protocolo APRP é mais elevado que os demais protocolos, principalmente para o cenário com poucos nodos e raio menor. Contudo, essa diferença vai diminuindo a medida que a quantidade de nodos na rede aumenta, assim como o raio. Essa característica ocorre pois no protocolo APRP uma quantidade menor de nodos possui cópia das mensagens, conforme discutido na seção anterior, ocasionando um atraso maior para encontrar o destinatário.

Além disso, observa-se um aumento do *overhead* na Figura 4a no cenário com 50 nodos. A causa desse aumento ainda não foi identificada e precisa ser melhor investigada.

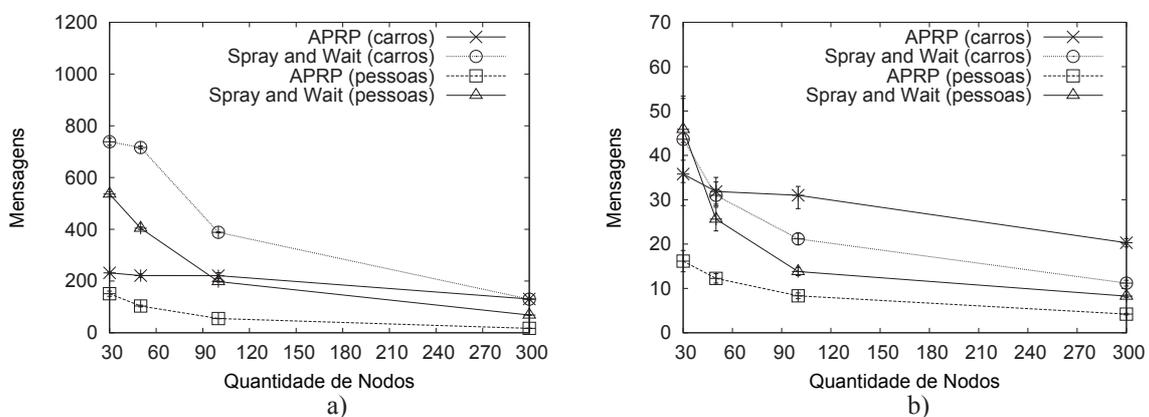


**Figura 4. Atraso na entrega das mensagens. a) Raio=30 metros. b) Raio=80 metros.**

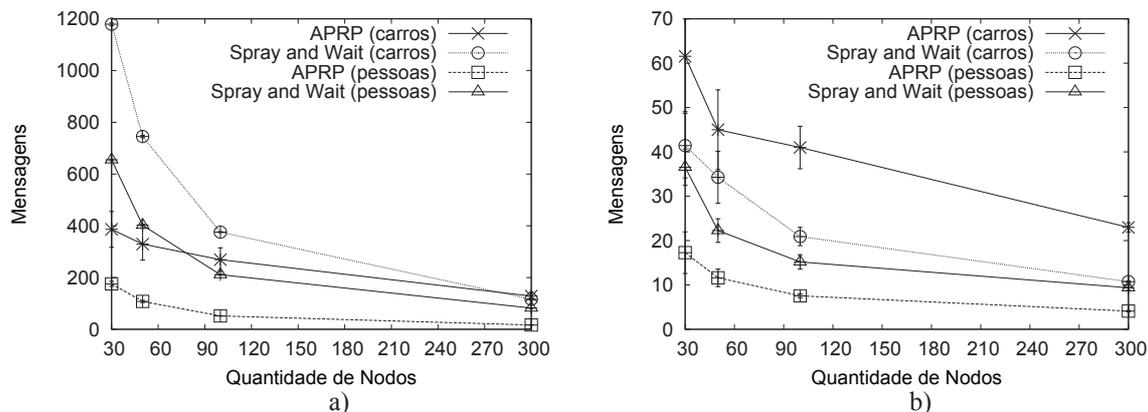
#### 4.4. Avaliação da Sobrecarga nos Nodos

Uma análise importante a ser feita é o impacto da estratégia proposta para os nodos de maior potencial, uma vez que estes tendem a receber mais mensagens. A análise foi realizada considerando as mensagens recebidas pelos dois grupos de nodos utilizados nos experimentos: carros e pessoas. Conforme apresentado na seção 3.1, os carros possuem um valor de potencial maior, então pretende-se avaliar a sobrecarga nesse grupo.

Para tanto, calculou-se a média e o desvio padrão das mensagens recebidas pelos dois grupos. Os resultados obtidos foram comparados com os resultados do protocolo *Spray and Wait*, pois este foi usado de base para o algoritmo proposto. As Figuras 5 e 6 mostram os valores de média e desvio padrão das mensagens recebidas pelos dois grupos, tanto para o raio de 30 quanto de 80 metros, respectivamente. Os gráficos das Figuras 5 e 6 estão considerando todas as mensagens recebidas pelos nodos, inclusive aquelas que foram descartadas por falta de espaço em *buffer*.



**Figura 5. Mensagens recebidas por grupos de nodos (Raio = 30m). a) Média. b) Desvio Padrão.**



**Figura 6. Mensagens recebidas por grupos de nodos (Raio = 80m). a) Média. b) Desvio Padrão.**

Analisando os resultados apresentados nas Figuras 5 e 6, percebe-se que ambos protocolos possuem características semelhantes pois um número maior de mensagens é enviada para os carros. Além disso, observa-se que o protocolo *Spray and Wait* sobrecarrega mais pessoas e carros nos cenários com poucos nodos se comparado ao APRP. Com isso, pode-se afirmar que a estratégia proposta não implica na sobrecarga do grupo de nodos com maior potencial, uma vez que esses nodos também são sobrecarregados pelo *Spray and Wait*.

## 5. Conclusões

Neste trabalho foi investigado o problema do roteamento em redes tolerantes a atrasos ou conectadas de forma intermitente. Foi proposta uma estratégia que prioriza o roteamento a nodos que têm um alto nível de conectividade no intuito de diminuir a quantidade de cópias das mensagens na rede. Para tanto, utilizou-se uma medida de conectividade chamada de potencial de entrega. O potencial modifica seu valor a medida que a conectividade do nodo muda e serve para resolver como o roteamento deve ser feito.

Através de simulação foi mostrado que o protocolo APRP gera uma considerável economia em relação a quantidade de cópias das mensagens mantendo uma taxa de entrega compatível com os demais protocolos analisados. Além disso, provou-se que o mesmo não sobrecarrega o grupo de nodos que possui o potencial mais elevado, mesmo que esse grupo receba mais mensagens. Para situações que se necessite economia e simplicidade de implementação, podendo suportar atraso maior na entrega, esta solução é mais adequada que as demais apresentadas.

Como trabalho futuro, pretende-se melhorar o atraso de entrega das mensagens sem que o *overhead* seja comprometido. Mais especificamente, estudos sobre o ajuste do potencial devem ser realizados. Além disso, mais experimentos devem ser feitos de modo a analisar o funcionamento do protocolo APRP em cenários específicos.

## Referências

Abdulla, M. and Simon, R. (2007). The impact of the mobility model on delay tolerant networking performance analysis. In *Annual Simulation Symposium*, pages 177–184.

- Abolhasan, M., Wysocki, T., and Dutkiewicz, E. (2004). A review of routing protocols for mobile ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 2(1):1–22.
- Bettstetter, C., Resta, G., and Santi, P. (2003). The node distribution of the random waypoint mobility model for wireless ad hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2(3):257–269.
- Burns, B., Brock, O., and Levine, B. (2005). Mv routing and capacity building in disruption tolerant networks. In *Proceedings of IEEE Infocom*.
- Cerf, V., Burleigh, S., Hooke, A., Torgerson, L., Durst, R., Scott, K., Fall, K., and Weiss, H. (2007). Delay-tolerant networking architecture. Request for Comments 4838.
- Ekman, F., Keränen, A., Karvo, J., and Ott, J. (2008). Working day movement model. In *MobilityModels '08: Proceeding of the 1st ACM SIGMOBILE workshop on Mobility models*.
- Karvo, J. and Ott, J. (2008). Time scales and delay-tolerant routing protocols. In *CHANTS '08: Proceedings of the third ACM workshop on Challenged networks*, pages 33–40, New York, NY, USA. ACM.
- Keränen, A. and Ott, J. (2007). Increasing reality for DTN protocol simulations. Technical report, Helsinki University of Technology.
- Lindgren, A. and Doria, A. (2007). Probabilistic routing protocol for intermittently connected networks. Internet-Draft.
- Lindgren, A., Doria, A., and Schelén, O. (2004). Probabilistic routing in intermittently connected networks. In *In Proceedings of the First International Workshop on Service Assurance with Partial and Intermittent Resources (SAPIR 2004)*.
- Liu, C. and Kaiser, J. (2005). A survey of mobile ad hoc network routing protocols. Technical report, University of Magdeburg.
- Musolesi, M., Hailes, S., and Mascolo, C. (2005). Adaptive routing for intermittently connected mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the Sixth IEEE International Symposium on World of Wireless Mobile and Multimedia Networks*, pages 183–189.
- Perkins, C. E. and Bhagwat, P. (1994). Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (dsdv) for mobile computers. In *Proceedings of the conference on Communications architectures, protocols and applications*, pages 234–244.
- Pitkänen, M., Keränen, A., and Ott, J. (2008). Message fragmentation in opportunistic dtns. In *Proceedings of the Second WoWMoM Workshop on Autonomic and Opportunistic Communications (AOC) 2008*.
- Rajaraman, R. (2002). Topology control and routing in ad hoc networks: A survey. *SI-GACT News*, 33:60–73.
- Spyropoulos, T., Psounis, K., and Raghavendra, C. (2007). Spray and focus: Efficient mobility-assisted routing for heterogeneous and correlated mobility. In *IEEE PerCom, on the International Workshop on Intermittently Connected Mobile Ad hoc Networks (ICMAN)*.

- Spyropoulos, T., Psounis, K., and Raghavendra, C. (2008). Efficient routing in intermittently connected mobile networks: the multiple-copy case. *To appear in ACM/IEEE Transactions on Networking*.
- Spyropoulos, T., Psounis, K., and Raghavendra, C. S. (2005). Spray and wait: an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks. In *WDTN '05: Proceeding of the 2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking*, pages 252–259, New York, NY, USA. ACM Press.
- Tan, K., Zhang, Q., and Zhu, W. (2003). Shortest path routing in partially connected ad hoc networks. pages 1038–1042 Vol.2.
- Vahdat, A. and Becker, D. (2000). Epidemic routing for partially-connected ad hoc networks. Technical report, Duke University.
- Zhang, Z. (2006). Routing in intermittently connected mobile ad hoc networks and delay tolerant networks: overview and challenges. *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, 8(1):24–37.