

Reduzindo a Frequência de Inundações em Protocolos de Roteamento Ad Hoc Sob Demanda

Luís Henrique M. K. Costa^{1*}, Marcelo D. de Amorim², Serge Fdida²

¹Grupo de Teleinformática e Automação – COPPE/PEE
Universidade Federal do Rio de Janeiro
C.P. 68504 – 21945-970
Rio de Janeiro – RJ – Brasil

²Laboratoire d’Informatique de Paris 6
Université Pierre et Marie Curie
8, rue du Capitaine Scott
75015 – Paris – França

luish@gta.ufrj.br, amorim@rp.lip6.fr, sf@rp.lip6.fr

Abstract. *Ad hoc routing protocols that use broadcast for route discovery may be inefficient if the path between any source-destination pair is frequently broken. In this paper, we propose and evaluate the Controlled Flooding (CF) mechanism, which allows fast route repair in on demand ad hoc routing protocols. We apply our proposal to the Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV) routing protocol. Using the CF technique, alternative routes are established around the main original path between source-destination pairs. In case of route failure, data packets are forwarded through a secondary path without requiring the source to re-flood the network. We show that AODV-CF reduces the connection disruption probability as well as the need for network-wide broadcasts.*

Resumo. *Protocolos de roteamento ad hoc sob demanda que utilizam a inundação da rede para a descoberta de rotas podem ser ineficientes, se o caminho entre pares fonte-destino é frequentemente desconectado. Este artigo propõe o mecanismo de inundação controlada (CF – Controlled Flooding), que melhora a eficiência do roteamento na manutenção de rotas. O CF foi aplicado ao protocolo AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector routing protocol). No AODV-CF, rotas alternativas são estabelecidas em torno da rota principal entre pares fonte-destino. Após uma falha de rota, os pacotes de dados são automaticamente enviados através de um caminho secundário sem exigir que a fonte re-inunde a rede. Os resultados de simulação mostram que o AODV-CF reduz a probabilidade de ruptura de rota, assim como a frequência de inundações.*

1. Introdução

Um dos principais desafios das redes móveis sem fio é a concepção de protocolos de roteamento para cenários de alta mobilidade. Para as redes ah hoc, existem duas

*O autor é financiado pelo programa PRODOC da CAPES.

famílias de protocolos de roteamento: os pró-ativos e os reativos. Os protocolos pró-ativos (de forma semelhante aos protocolos de roteamento da Internet) calculam as rotas antes que um pedido explícito de rota seja feito [Clausen et al., 2002, Iwata et al., 1999, Bellur and Ogier, 1999]. A principal vantagem desta estratégia é a baixa latência, mas a contra-partida é um alto *overhead* pois é exigida a troca de informações de controle entre os nós de maneira contínua. Os protocolos reativos, por outro lado, só procuram construir uma rota quando algum nó faz um pedido explícito. Esta estratégia, apesar de maior latência, exige menor consumo de memória nos nós e resulta em menor tráfego de controle. Diferentes propostas de protocolos reativos podem ser encontradas na literatura, principalmente nos estudos realizados pelo grupo MANET (*Mobile Ad hoc NETWORKS*) do IETF [Perkins et al., 2002, Johnson et al., 2002]. O presente artigo se concentra no caso do protocolo AODV [Perkins et al., 2002, Perkins and Royer, 1999].

Os principais protocolos de roteamento ad hoc sob demanda se utilizam a técnica de inundação da rede para a descoberta de rotas [Perkins et al., 2002, Johnson et al., 2002]. O protocolo DSR (*Dynamic Source Routing protocol*) [Johnson et al., 2002, Johnson and Maltz, 1996] implementa o roteamento pela fonte (*source routing*), onde o nó origem especifica no cabeçalho de cada pacote de dados a seqüência de todos os nós a serem atravessados até o destinatário. Para a descoberta da rota, a fonte inunda a rede com mensagens RREQ (*Route REQuest*), até que o destino seja alcançado. Todos os nós intermediários atravessados pela mensagem de descoberta de rota inserem no seu cabeçalho o identificador do nó. Assim, quando esta mensagem chega ao destino, este nó conhece com exatidão o caminho percorrido pelo pacote. O nó destino pode então responder com uma mensagem RREP (*Route REPLY*) indicando à fonte a rota a ser usada para a transferência dos dados. O protocolo AODV utiliza o mesmo mecanismo de pedido-resposta, mas realiza a transmissão dos dados nó-a-nó (isto é, sem roteamento pela fonte) pelo intermédio de tabelas de roteamento temporárias que guardam o próximo nó em direção ao destino. Para isso, quando um nó recebe um pacote do tipo RREQ, ele guarda o caminho inverso para a origem do pedido. Quando o nó destino recebe o mesmo pacote RREQ, ele envia a mensagem resposta, RREP, utilizando a rota inversa deixada pelo pacote RREQ.

Apesar da simplicidade do mecanismo de inundação para a descoberta de rotas, esta técnica apresenta alguns inconvenientes, como redundância e colisões. Além disso, em uma rede móvel do tipo ad hoc, o consumo de energia é muitas vezes um fator de grande importância visto que em geral tratam-se de equipamentos sem fio que podem ser limitados em termos de autonomia. Diferentes técnicas foram propostas a fim de aumentar a eficiência dos protocolos baseados em inundação [Ko and Vaidya, 2000, Castaneda and Das, 1999, Park and Corson, 1997, Royer and Toh, 1999]. Entretanto, pouco foi feito com relação ao mecanismo de inundação propriamente dito.

A inundação da rede é difícil de evitar se a fonte (e os outros nós) não detém nenhuma informação da localização do destino. Contudo, a inundação total da rede é uma técnica ineficaz. Neste artigo, é mostrado que mesmo utilizando-se a inundação para a primeira procura, outras inundações podem ser evitadas para procuras subsequentes [Costa et al., 2002]. Para tal, é proposta a técnica de inundação controlada (CF – *Controlled Flooding*), que tem duas funções principais: descoberta e reparação de rotas. Para a descoberta de rotas, a mensagem RREQ é “encaminhada” em direção de

uma localização provável do destino. Supondo que o destino se moveu, os nós vizinhos guardam uma pequena informação da sua nova localização. Essa informação também é utilizada para a reparação de rotas.

Neste artigo, a técnica CF será aplicada ao mecanismo de reparação de rotas do protocolo de roteamento sob demanda AODV. Um dos efeitos da mobilidade dos nós é o aumento da probabilidade que a comunicação entre dois nós seja perdida. Este corte da comunicação pode ser extremamente negativo às aplicações sensíveis ao atraso, visto que os pacotes de dados devem ser armazenado ou descartados até que uma nova rota seja estabelecida. A manutenção de caminhos alternativos é uma solução ideal para minimizar os períodos de desconexão. Nos protocolos pró-ativos, a construção de caminhos alternativos é mais simples, pois já existem tabelas de roteamento contendo rotas para todas os possíveis destinos. No caso dos protocolos reativos, alguns mecanismos suplementares são necessários pois existe *a priori* apenas uma rota ativa por destino. No presente artigo, o mecanismo proposto permite à rede de estabelecer caminhos alternativos em torno da rota principal entre um par fonte-destino.

O mecanismo proposto será avaliado em diferentes cenários, onde serão variados o número de nós, a densidade da rede e o fator de mobilidade. O protocolo AODV-CF (que incorpora o mecanismo proposto) será comparado com o protocolo AODV original em termos do tempo de desconexão e da frequência de inundações da rede. Os resultados mostram as vantagens de se utilizar inundação controlada em protocolos de roteamento ad hoc sob demanda, como é o caso do protocolo AODV.

Este artigo está organizado da seguinte forma. A Seção 2 propõe e detalha o mecanismo de inundação controlada e o compara com a técnica de base, o ERS (*Expanding Ring Search*). Os detalhes da implementação de caminhos alternativos são descritos na Seção 3. A Seção 4 apresenta os resultados obtidos da comparação entre AODV-CF e AODV. Finalmente, a Seção 5 conclui este artigo e descreve os trabalhos futuros.

2. Inundação controlada

A técnica de inundação controlada (CF) tem por objetivo a redução do alto tráfego de controle normalmente utilizado pelos algoritmos de roteamento ad hoc sob demanda no momento da reparação de rotas. O CF aumenta a probabilidade que um caminho até o destino seja encontrado logo após uma eventual falha da rota principal. Esta técnica também pode ser usada para a construção de rotas alternativas (ou de *backup*), no caso de ruptura da rota principal. Este método é particularmente interessante se o caminho fonte-destino for longo e os terminais se movem com frequência. Nestes dois casos, a probabilidade que uma rota seja perdida é maior. Se o mecanismo de (re)descoberta de rotas for pouco escalável (como por exemplo a inundação), o sistema global pode apresentar uma baixa eficiência. Com a técnica de inundação controlada, os nós guardam alguns estados suplementares mas a carga de sinalização tende a ser menor.

O algoritmo CF supõe a existência de um primeiro caminho entre a fonte e o destino. Uma vez que esta rota for estabelecida, o algoritmo CF determina um certo número de rotas alternativas para o caso em que a rota principal for perdida. Como já dito anteriormente, o mecanismo proposto pode ser aplicado em duas situações distintas: descoberta e reparação de rotas.

A idéia principal do algoritmo CF se inspira no algoritmo de multiponto orientado (OM - *Oriented Multicast*), proposto por Magoni e Pansiot no artigo [Magoni and Pansiot, 2002]. No OM, as árvores multiponto são utilizadas como guias de procura de serviços. Apesar do princípio de base ser o mesmo, o objetivo do CF é bastante diferente. O algoritmo OM supõe a existência (permanente) de uma entidade alvo cujo caminho até a fonte é conhecido (e dependente de um protocolo de roteamento subjacente). Por outro lado, o algoritmo CF é utilizado para a descoberta e manutenção de rotas – ele não exige nenhuma infraestrutura de roteamento pré-existente. Uma vez que a primeira rota for descoberta, os caminhos subsequentes são obtidos sem exigir a inundação de todos os enlaces da rede.

2.1. Funcionamento do algoritmo CF

2.1.1. Descoberta de rotas

A fase de descoberta das rotas é executada a cada vez que uma rota até um destino é perdida e não existe nenhuma rota alternativa pré-estabelecida. Neste caso, a fonte deve lançar um novo procedimento de procura de forma a obter um novo caminho válido. Se o protocolo utiliza o ERS (como no caso do AODV), a procura é “onidirecional”, ou seja, todos os nós distantes da fonte de até TTL saltos recebem uma mensagem RREQ. O protocolo não leva em conta a posição anterior do destino.

Considere o cenário mostrado na Fig. 1(a). A rota principal é representada pela linha cheia e todos os nós tendo participado da fase de inundação controlada são mostrados em cinza (como estes nós participam da inundação controlada será mostrado na próxima seção). Estes nós possuem alguma informação da posição do destino. Na Fig. 1(b), o destino se move e a rota principal é perdida. Um novo procedimento de procura é apenas lançado onde existia alguma informação sobre o destino, como mostrado na Fig. 1(c). Finalmente, o nó destino é encontrado e uma nova rota pode ser estabelecida (Fig. 1(d)).

2.1.2. Reparação de rotas

O algoritmo CF pode se servir de diversas maneiras para determinar as rotas alternativas. Estas diferentes estratégias diferem com respeito à extensão da inundação controlada em torno do caminho principal entre a fonte s e o destino d , $S_{s,d}$. A Fig. 2 mostra como uma rota pode ser rapidamente estabelecida logo após uma falha. O primeiro esquema (Fig. 2(a)) representa a rota principal entre s e d . Quando um nó no caminho $S_{s,d}$ deixa de operar (porque falhou ou porque se moveu), como no caso do nó representado em preto na Fig. 2(a), a fonte recomeça o procedimento de procura e envia um novo RREQ em difusão. Como mostrado na Fig. 2(b), esta operação provoca a inundação desnecessária de toda a rede. A Fig. 2(c) mostra o mesmo cenário da Fig. 2(a) acrescentado de alguns caminhos alternativos (linhas pontilhadas). Quando o mesmo nó (em preto) deixa de ser válido, um novo caminho é automaticamente traçado (Fig. 2(d)).

Em princípio, o algoritmo CF parece gerar uma carga de controle suplementar não prevista no protocolo AODV original devida às mensagens utilizadas para o estabelecimento das rotas alternativas. De um lado, esta carga suplementar é indesejável se tanto a

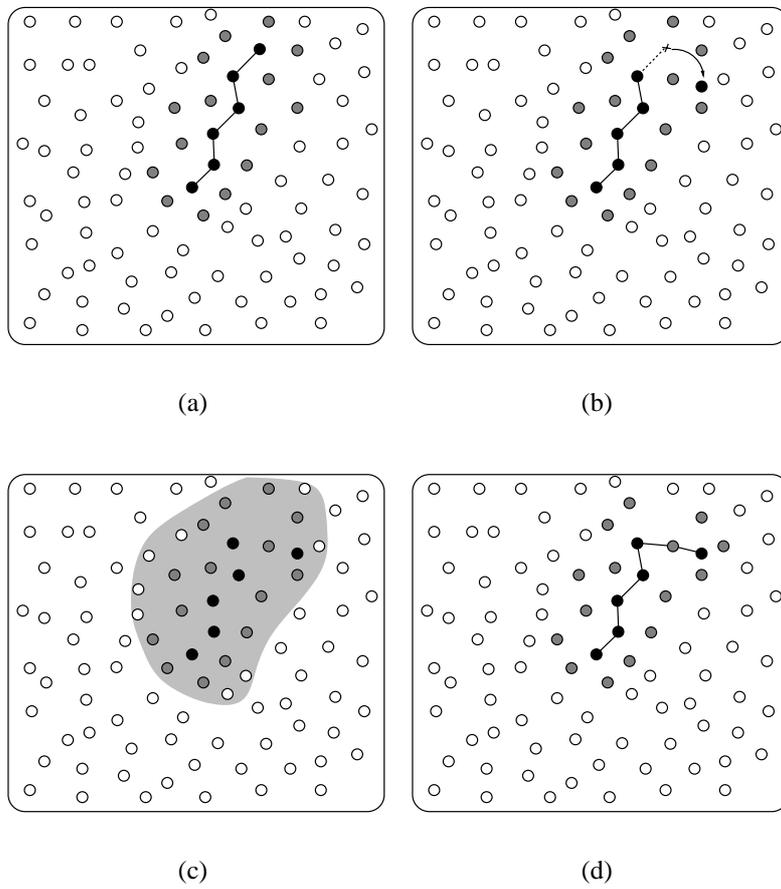


Figura 1: Mecanismo de inundação controlada.

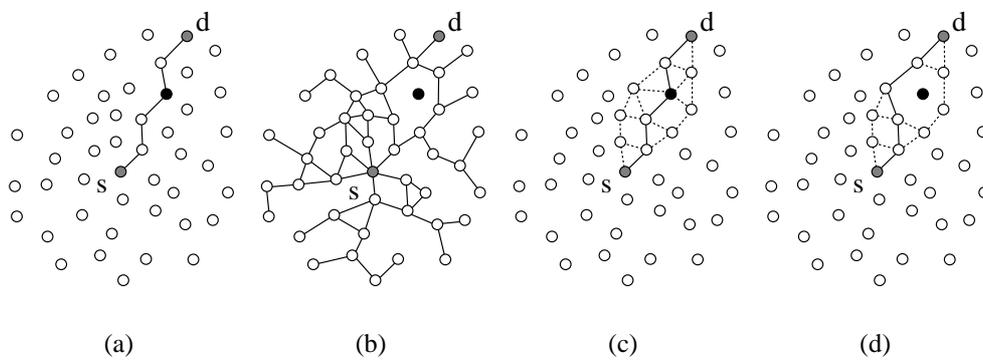


Figura 2: Inundação de toda a rede versus inundação controlada.

rota principal quanto as rotas alternativas forem perdidas ao mesmo tempo. Contudo, se a mobilidade dos nós for menos rápida que o tempo de recuperação após a perda de uma rota, o algoritmo CF resulta em maior eficiência, como será visto ao longo deste artigo.

3. Funcionamento do AODV-CF

Esta seção apresenta os principais detalhes de funcionamento do AODV-CF. O algoritmo descrito a seguir é responsável pela criação e manutenção das rotas alternativas utilizadas pelo protocolo. A atualização das rotas alternativas é realizada através dos mecanismos utilizados pelo AODV na detecção de vizinhos ativos.

O problema principal na manutenção de rotas alternativas é que no funcionamento de base do protocolo AODV, as rotas são atualizadas pelo tráfego de dados. Ora, no protocolo AODV-CF, uma rota alternativa não transporta tráfego de dados enquanto não ocorre uma falha da rota principal. A idéia é então que um nó armazena uma rota alternativa enquanto o vizinho que é próximo salto nesta rota está vivo. Isso pode ser feito utilizando as mensagens `Hello` do AODV, ou através da detecção de enlace ativo utilizada pelo próprio AODV. De uma forma ou outra, o AODV-CF não acrescenta tráfego de controle para a manutenção das rotas alternativas. O mecanismo é simples, neste caso, porque as rotas alternativas estão a um salto de distância da rota principal. A utilização de rotas alternativas mais distantes da rota principal é uma das direções de pesquisa atuais deste trabalho.

O algoritmo de construção das rotas é apresentado a seguir. O protocolo AODV-CF acrescenta duas variáveis à entrada de roteamento padrão do AODV. Primeiramente, a entrada de roteamento possui um vetor que armazena o conjunto de próximos saltos das rotas alternativas. Além disso, as entradas de roteamento AODV-CF possuem um *flag* “primário”. Este flag indica se a rota para o destino d é uma rota principal, de backup, ou neutra. Por default, uma rota é neutra (este é o caso das rotas criadas dentro da operação de base do AODV). A rota considerada principal é a que transporta o tráfego de dados, e uma rota de backup (ou alternativa) é um caminho adicional construído pelo AODV-CF.

O AODV-CF utiliza duas mensagens na construção de rotas alternativas: `Controlled` e `Controlled-Ack`. As duas mensagens são enviadas com TTL igual a 1. Apenas os nós da rota principal podem gerar mensagens `Controlled`, enquanto nós nas rotas de backup são responsáveis pela geração de mensagens `Controlled-Ack`. Cada mensagem é unicamente identificada através de um contador circular, da mesma forma que as mensagens AODV padrão. Um nó é portanto capaz de identificar as mensagens que já foram tratadas e eventualmente retransmitidas.

A Fig. 3 resume as regras de processamento das mensagens `Controlled`. Suponha que o nó n recebe uma mensagem `Controlled` enviada pelo nó m (m , necessariamente, pertence à rota principal). A mensagem `Controlled` indica que m possui uma rota para d , com $l_{m,d}$ saltos, e que o nó h é o próximo salto usado por m para chegar à d . Além disso, a mensagem `Controlled` contém o número de seqüência (idade) da rota sendo anunciada. A construção de rotas alternativas é iniciada pelo nó que requisitou uma rota para d em primeiro lugar (a “fonte”). Quando a fonte recebe a mensagem AODV Reply, ela gera uma primeira mensagem `Controlled`. Cada nó na rota principal, incluindo o nó destino, d , retransmite a mensagem `Controlled` uma única vez ((1) e (2) na

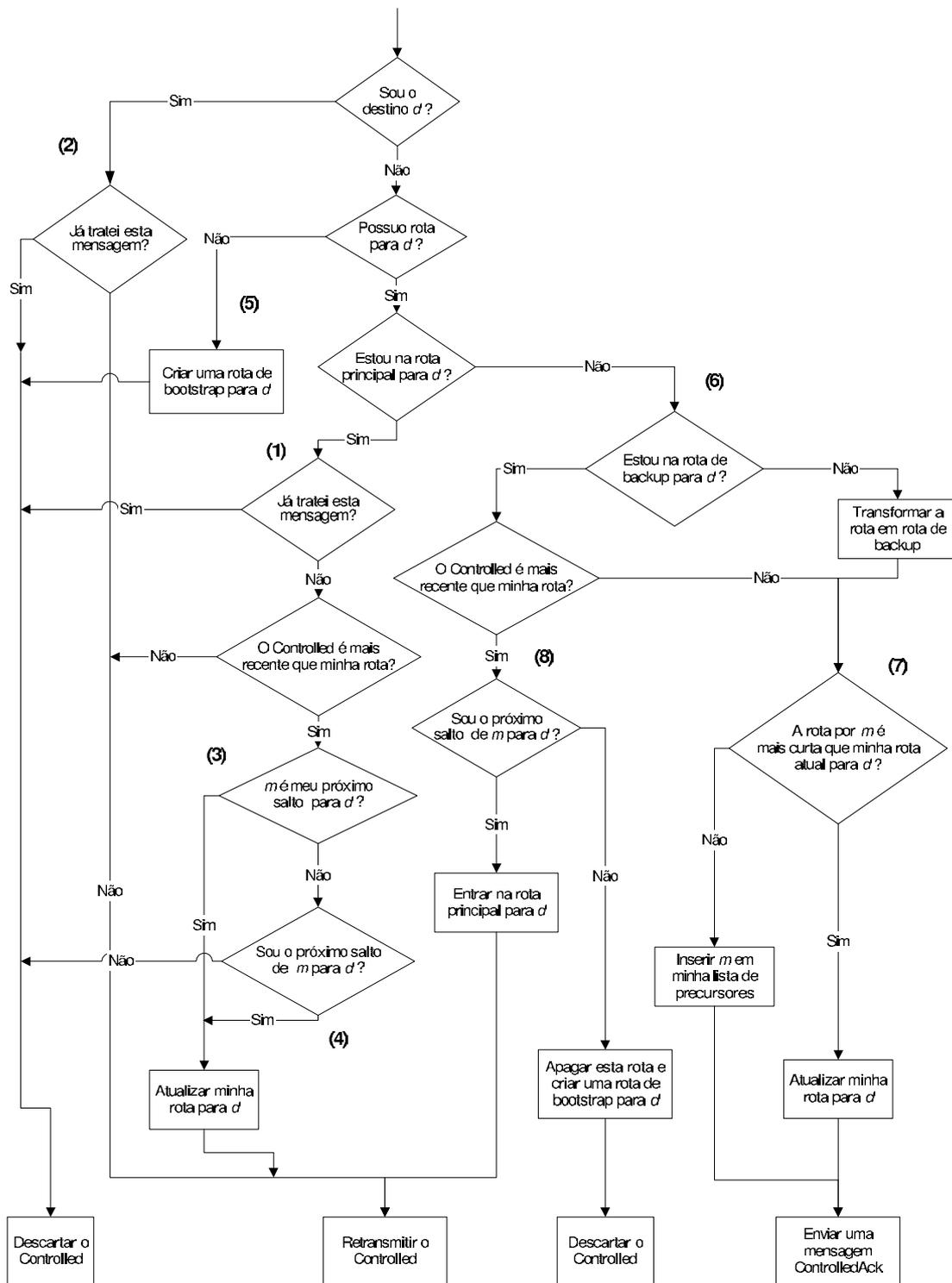


Figura 3: O nó n recebe uma mensagem Controlled do nó m (rota para d).

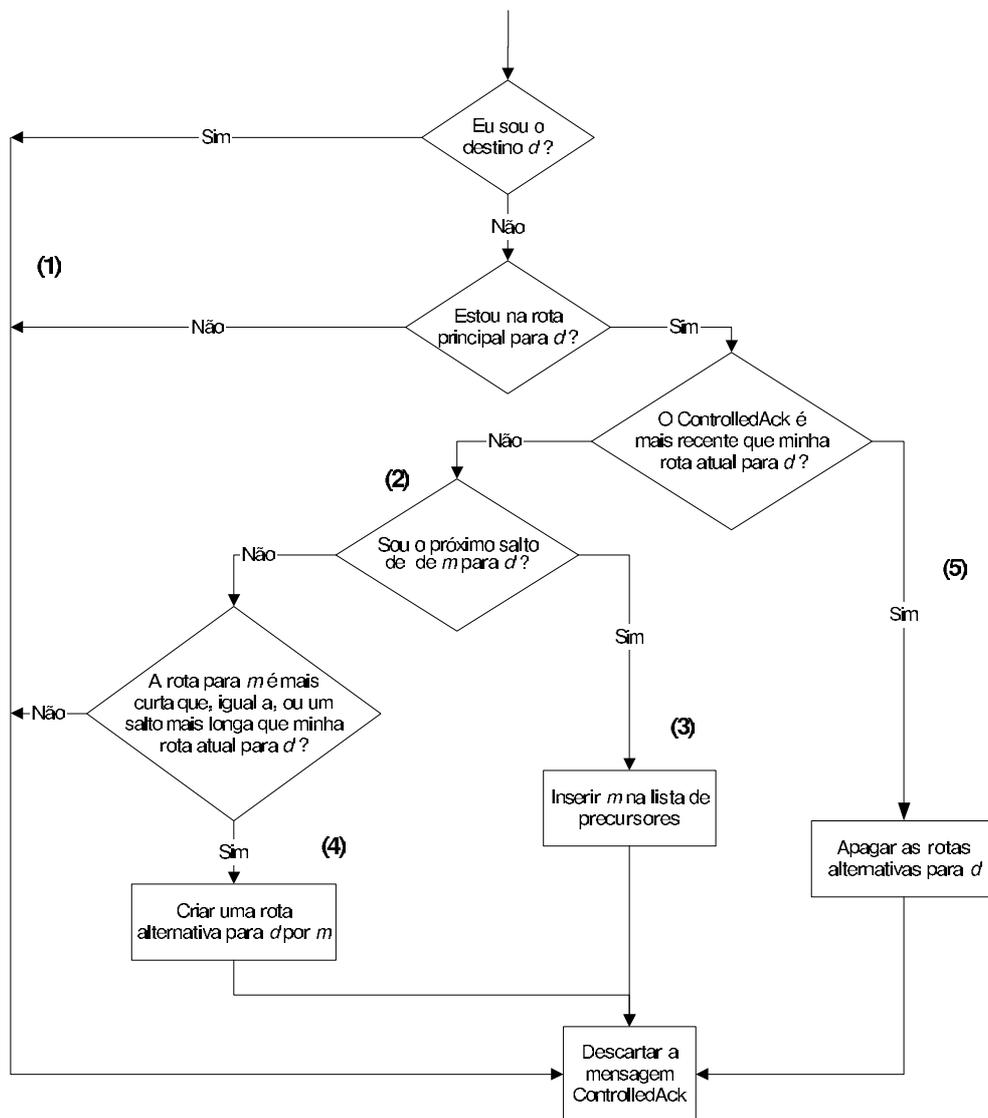


Figura 4: O nó n recebe uma mensagem Controlled-Ack do nó m (rota para d).

Fig. 3). Um nó na rota principal, ao receber a mensagem `Controlled` com um número de seqüência maior (rota mais “nova”) que seu próprio número de seqüência atualizará a rota para d se a mensagem `Controlled` tiver sido enviada pelo próximo salto, ou pelo salto precedente, da rota para d ((3) e (4) na Fig. 3). Quando um nó executa um conserto de rota, ele substitui o próximo salto para d por uma das rotas alternativas disponíveis, aumenta o número de seqüência da rota, e gera uma mensagem `Controlled`. Com as regras (3) e (4), os nós que continuam na rota principal atualizam seus números de seqüência, mas não os nós que deixaram de estar na rota principal para d . Estas regras evitam a formação de ciclos fechados.

Suponha agora que o nó n não está na rota principal para d ao receber a mensagem `Controlled` ((5) na Fig. 3). Se n não possui rota para d , então n cria uma rota de “bootstrap” para d apontando para m (o nó que gerou o `Controlled`). Esta rota de bootstrap é marcada como `DOWN` (no flag padrão do AODV) e `BACKUP` (no flag “primária” do AODV-CF). Suponha agora o caso em que n possui uma rota, não primária, para d ((6) na Fig. 3). Se o número de seqüência da mensagem `Controlled` é o mesmo que o da rota armazenada por n , então n verifica se m fornece uma rota mais curta para d . Em caso afirmativo, n atualiza sua rota de backup para d . Senão, n insere m na sua lista de precursores AODV (uma vez que, neste caso, m potencialmente utiliza n como próximo salto para d) ((7) na Fig. 3). Se a mensagem `Controlled` é mais recente que a rota armazenada por n , então n verifica se ele próprio é o próximo salto utilizado por m para d (m é um nó na rota principal (8) na Fig. 3). Em caso afirmativo, n apaga a rota de backup atual e recomeça a operação de construção de rotas, criando uma rota de “bootstrap”.

As regras de processamento das mensagens `Controlled-Ack` são mais simples (Fig. 4). Apenas os nós que estão atualmente na rota principal para o destino d processam as mensagens `Controlled-Ack` (Fig. 4 (1)). (O destino d também ignora estas mensagens uma vez que d não possui “rota para d ”.) Se o nó n está na rota principal, com o mesmo número de seqüência que a mensagem `Controlled-Ack` (i.e., a rota anunciada tem a mesma idade que a rota armazenada por n – Fig. 4(2)), existem duas possibilidades. Se n é o próximo salto usado por m para ir a d , n deve incluir m na sua lista de precursores ((3) na Fig. 4). Senão, n pode eventualmente adicionar uma rota alternativa para d passando por m ((4) na Fig. 4). Isto será possível apenas se a rota para d passando por m é mais curta que, igual a, ou exatamente 1 salto mais longa que a rota principal usada por n para d (uma vez que uma rota alternativa está à distância de um salto da rota principal nesta versão do AODV-CF). Se o nó n possui uma rota para d mais antiga que a rota anunciada pela mensagem `Controlled-Ack` ((5) na Fig. 4), então n destrói suas rotas alternativas para d uma vez que, neste caso, um conserto de rota provavelmente ocorreu. Nesta situação, o nó n irá eventualmente atualizar sua rota para d após a recepção de uma mensagem `Controlled` com um número de seqüência mais recente (isto ocorre se o nó n continua na rota principal para d), e reconstruir as rotas alternativas. De qualquer forma, a lista de rotas alternativas está inválida nesta situação.

4. Resultados de simulação

Para analisar a eficiência da técnica de inundação controlada no AODV-CF, foi utilizado o simulador *ns* (Network Simulator) [Fall and Varadhan, 2001], que possui uma implementação do protocolo AODV realizada pelo grupo Monarch/CMU [Broch, 1998].

Um novo módulo foi implementado a partir do módulo AODV, para simular o AODV-CF.

Nesta seção, é analisada a quantidade de tráfego de controle gerada pelos protocolos AODV e AODV-CF, além dos tempos de desconexão (após falhas de rotas). As medidas mostram que o protocolo AODV-CF possui uma sobrecarga de controle menor que AODV, além de uma manutenção de conectividade mais eficaz.

4.1. Cenário de simulação

Nas simulações, foi utilizada a camada MAC IEEE 802.11 em conjunto com o modelo de propagação de rádio “free space” [Fall and Varadhan, 2001], e o gerador de cenários de mobilidade implementado distribuído com o simulador *ns*. Os nós se movimentam em um plano de 1000×1000 m, com velocidade máxima de 5 m/s e pausas de 50 s. Todos os nós são móveis.

O tamanho da rede foi variado de 50 a 150 nós em intervalos de 25 nós. Para a rede de 50 nós, o alcance do rádio era de 225 m. O alcance foi em seguida variado para os outros números de nós de maneira a manter constante o número médio de vizinhos que um nó possui. Desta forma, um aumento do número de nós da rede corresponde a um aumento do tamanho médio das rotas obtidas. Uma segunda possibilidade seria de manter o alcance do rádio constante, e aumentar as dimensões do plano. Porém esta escolha foi preterida uma vez que conduz a tempos de simulação mais longos, devido ao gerador de cenários de mobilidade. Para cada tamanho de rede, foram realizadas 300 simulações de 200 segundos de duração.

Cada tentativa simula um par fonte-destino onde a fonte emite um pacote de 512 bytes por segundo. Apenas uma fonte foi utilizada uma vez que os objetivos da simulação são de analisar a eficiência do protocolo AODV-CF na redução do tempo de desconexão (graças à utilização das rotas alternativas) e na reconstrução de rotas. No caso de vários pares fonte-destino, os dois protocolos, AODV e AODV-CF, irão de beneficiar da existência potencial de rotas construídas anteriormente quando um mesmo nó destino é pedido por diferentes fontes, ou quando um nó fonte é requisitado como destino por outro nó e rotas reversas podem ser aproveitadas.

4.2. Métricas

Nas medidas realizadas, o tráfego de controle leva em conta todos os pacotes gerados pelo protocolo de roteamento. No caso do AODV, são três os tipos de mensagens: `Route-Request`, `Route-Reply` e `Route-Error`. O protocolo AODV-CF utiliza além destes três tipos de mensagem as mensagens `Controlled` e `Controlled-Ack`. As mensagens `Hello` foram utilizadas nas simulações para a descoberta de vizinhos. No entanto, as mensagens `Hello` não foram levadas em conta no tráfego de controle uma vez que para ambos os protocolos a quantidade de mensagens `Hello` geradas é idêntica.

O tempo de desconexão foi medido indiretamente, através do número de perdas de pacotes de dados observado. O tempo de desconexão é proporcional ao número de pacotes de dados perdidos uma vez que as fontes de tráfego são CBR.

4.3. Resultados

A Fig. 5 mostra o número total de pacotes de controle gerados pelos protocolos AODV e AODV-CF em alguns dos cenários descritos anteriormente. Em todos os casos, a fonte

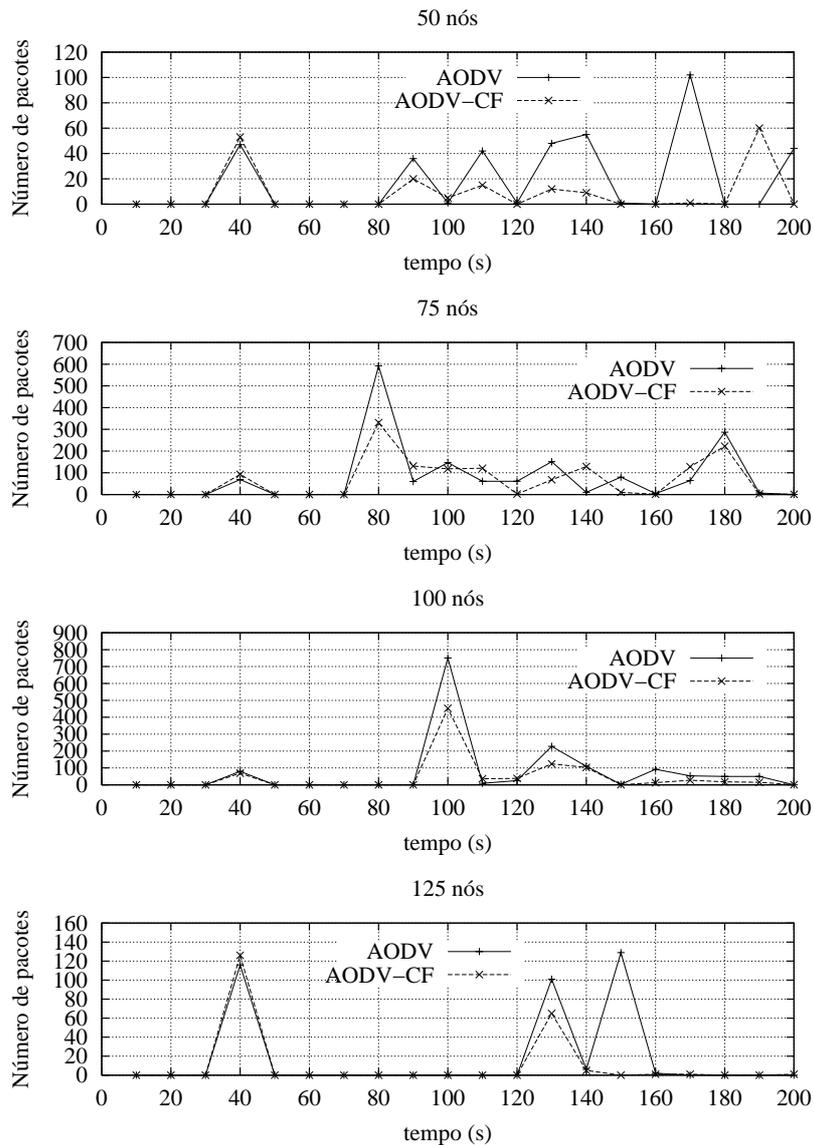


Figura 5: Tráfego de controle.

CBR envia um pedido de rota no instante $t = 30$ s. A comunicação dura todo o tempo da simulação. Os resultados são integrados por períodos de 10 segundos, ou seja, o número de pacotes indicado no gráfico para o instante t corresponde ao número total de pacotes gerados no intervalo $](t - 10), t]$.

A Fig. 5 revela alguns comportamentos interessantes. Em $t = 40$ s, o mecanismo implementado por AODV-CF faz com que o AODV-CF produza mais mensagens de controle que o AODV. Esta diferença era esperada, como consequência das mensagens Controlled e Controlled-Ack geradas pelo algoritmo CF na construção de rotas alternativas (pela primeira vez após a construção da rota principal). No entanto, esta sobrecarga de controle é compensada pelos ganhos obtidos durante eventuais consertos de rotas. Por exemplo, considerando a rede de 75 nós no instante $t = 80$ s. Enquanto o protocolo AODV reinicia um procedimento de descoberta de rotas, inundando a rede com pedidos de rota, o protocolo AODV-CF é capaz de consertar a rota perdida e enviar

o tráfego de dados por uma rota alternativa. Neste caso, o tráfego de controle gerado pelo AODV-CF corresponde à inundação controlada utilizada para reconstruir o conjunto de rotas alternativas após a queda da rota principal.

Nestas simulações, o AODV-CF não limita o número de rotas alternativas armazenadas. Desta forma, um nó que receba duas ou mais mensagens Controlled, constrói a rota alternativa, e envia uma mensagem Controlled-Ack. No caso em que a rede é densa, o número de mensagens Controlled-Ack pode ser grande. Isto explica porque em certos casos a quantidade de tráfego gerado é grande, mesmo após um conserto de rota com sucesso (a maioria dos pacotes de controle corresponde a mensagens Controlled-Ack). Um das direções a investigar neste trabalho será como limitar o número de rotas alternativas que um nó pode armazenar, para reduzir ainda mais a quantidade de tráfego de controle.

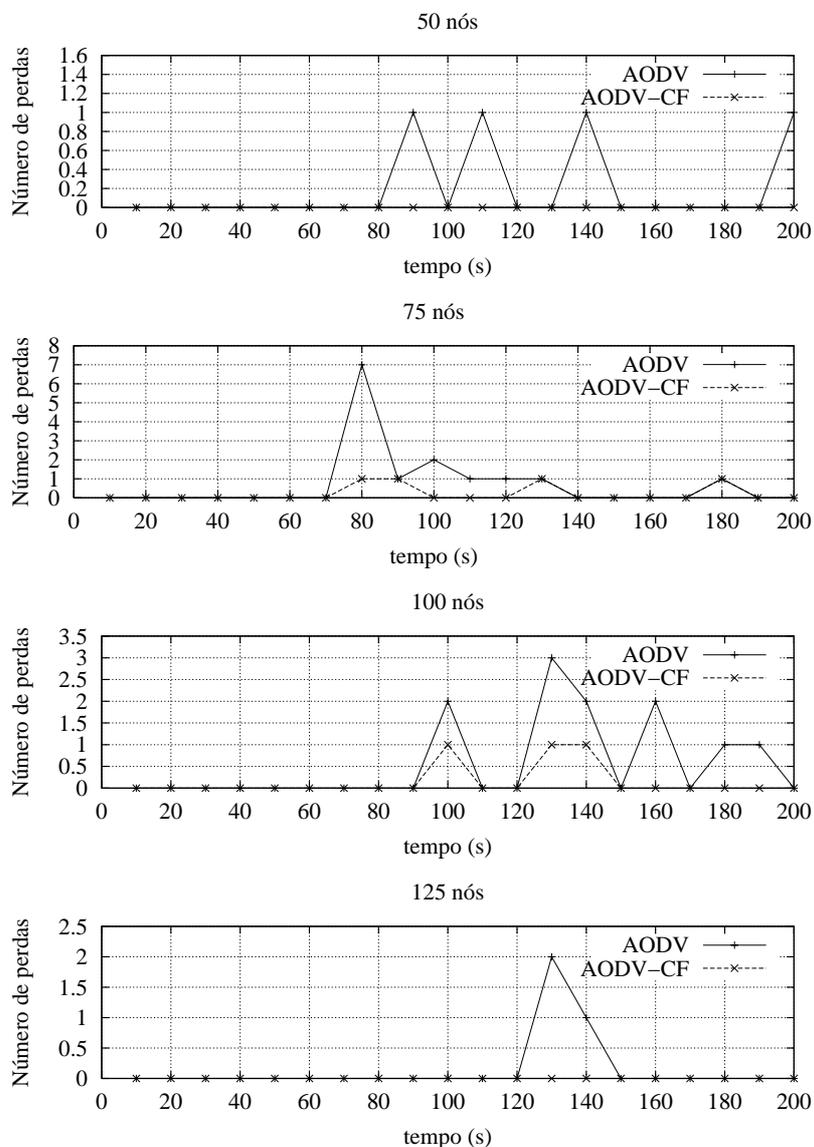
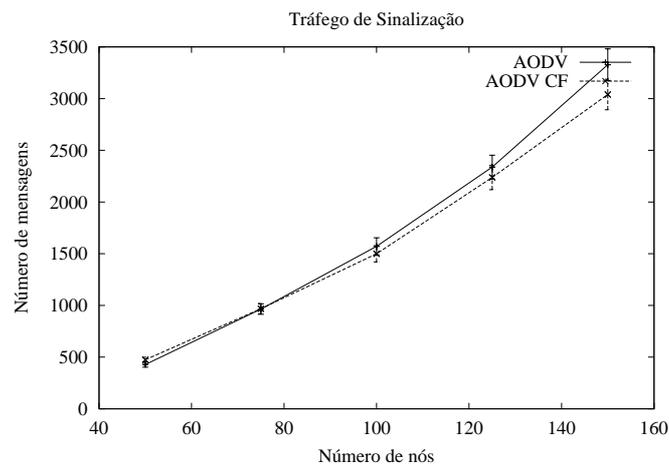
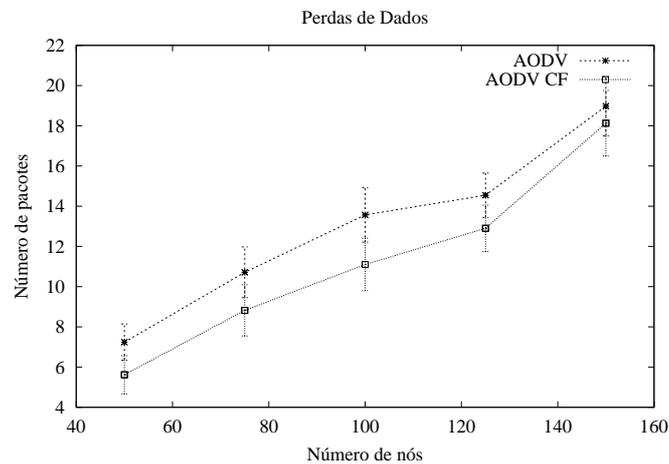


Figura 6: Perdas de pacotes de dados.

A Fig. 6 mostra as perdas de pacotes para os mesmos cenários da Fig. 5. Os resultados refletem o tempo de desconexão imposto quando uma outra rota deve ser construída ou quando uma rota alternativa se torna rota principal. Em todos os cenários, o AODV-CF apresenta desempenho superior ao AODV. É importante observar que um nó pode ser levado a enviar pacotes de dados por uma rota alternativa que se tornou inválida (por ex., uma rota alternativa pode ser quebrada ao mesmo tempo que a rota principal). Neste caso, haverá perdas de dados até o momento em que o nó encontre um caminho válido. Este fenômeno pode ser observado em $t = 100$ s para a rede de 100 nós.



(a) Tráfego de controle.



(b) Perdas de pacotes de dados.

Figura 7: Comparação da média dos resultados do AODV e AODV-CF.

A Fig. 7 mostra a média dos resultados obtidos com 300 tentativas para cada cenário, variando-se o tamanho da rede. As barras verticais nos gráficos representam um intervalo de confiança de 90% relativo à média das 300 medidas. É possível observar que a diferença entre o AODV e o AODV-CF em termos de tráfego de controle

tendem a ser maiores para maiores números de nós (neste caso, as rotas são potencialmente mais longas). Da mesma forma, o protocolo AODV-CF também produz tempos de desconexão menores. Isto pode ser observado pelo número reduzido de pacotes perdidos, como mostra a Fig. 7(b). Estes ganhos são ligados à quantidade de caminhos alternativos armazenados por cada nó, à densidade da rede (número de vizinhos que um nó possui em média) e ao tamanho médio das rotas.

5. Conclusões

Este artigo propôs a técnica de inundação controlada (CF), utilizada para a manutenção da conectividade e para a descoberta de rotas nos protocolos de roteamento ad hoc sob demanda que utilizam a inundação como técnica de procura de nós. Com o algoritmo CF, rotas alternativas são criadas em torno da rota principal assim que esta última for estabelecida. O mecanismo CF não foi concebido para substituir o protocolo de roteamento original. Sendo o protocolo de roteamento de base utilizado para o estabelecimento da primeira rota, o mecanismo CF somente atua quando a rota primária for perdida.

No protocolo AODV, um novo procedimento de descoberta é realizado a cada vez que o caminho entre a fonte e o destino for perdido. Nas redes móveis do tipo ad hoc, as falhas de rotas são causadas principalmente pelo movimento dos nós ou pela falha de um destes. Quando a topologia da rede é esparsa, a nova rota pode ser completamente distinta da rota original. Neste caso, a inundação completa da rede pode levar a resultados satisfatórios. Entretanto, se a rede for densa, existe uma grande probabilidade que um subconjunto dos enlaces da nova rota seja também pertencente à rota original. De um outro ponto de vista, pode-se considerar que os nós vizinhos do destino possuem um “pista” sobre sua nova localização. Neste caso, a inundação completa da rede pode ser evitada.

No protocolo AODV-CF (versão modificada do AODV que utiliza o mecanismo CF), os nós da rota principal guardam um ponteiro para o próximo nó na rota principal mas também alguns outros ponteiros para o conjunto de vizinhos que podem servir como caminhos alternativos para o mesmo destino. A construção destas rotas alternativas é feita por um algoritmo simples. Os nós da rota principal trocam mensagens apenas com os nós da sua vizinhança direta. As simulações realizadas até então mostram a viabilidade e o interesse da técnica proposta. O protocolo AODV-CF resultou em uma redução significativa das mensagens de controle global e em tempos de desconexão mais curtos em relação ao AODV original.

Referências

- Bellur, B. and Ogier, R. G. (1999). A reliable, efficient topology broadcast protocol for dynamic networks. In *IEEE Infocom'99*.
- Broch, J. (1998). A performance comparison of multihop wireless ad hoc network routing protocols. In *ACM/IEEE Mobicom'98*.
- Castaneda, R. and Das, S. R. (1999). Query localization techniques for on-demand routing protocols in ad hoc networks. In *ACM/IEEE Mobicom'99*.

- Clausen, T., Jacquet, P., Laouiti, A., Minet, P., Muhlethaler, P., Qayyum, A., and Viennot, L. (2002). *Optimized Link State Routing Protocol*. Work in progress, <draft-ietf-manet-olsr-07.txt>.
- Costa, L. H. M. K., de Amorim, M. D., and Fdida, S. (2002). Avoiding network-wide broadcasting with controlled flooding for on-demand ad hoc routing protocols. In *IFIP Med-Hoc-Net'02*.
- Fall, K. and Varadhan, K. (2001). *The ns Manual*. UC Berkeley, LBL, USC/ISI, and Xerox PARC. Available at <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-documentation.html>.
- Iwata, A., Chiang, C.-C., Pei, G., Gerla, M., and Chen, T.-W. (1999). Scalable routing strategies for ad hoc wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8):1369–1378.
- Johnson, D. B. and Maltz, D. A. (1996). *Dynamic source routing in ad hoc wireless networks*, chapter 5, pages 153–181. Kluwer Publishing Company.
- Johnson, D. B., Maltz, D. A., Hu, Y.-C., and Jetcheva, J. G. (2002). *The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks (DSR)*. Work in progress, <draft-ietf-manet-dsr-07.txt>.
- Ko, Y.-B. and Vaidya, N. H. (2000). Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks. *ACM/Baltzer Wireless Networks Journal (WINET)*, 6(4):307–321.
- Magoni, D. and Pansiot, J.-J. (2002). Network layer search service using oriented multicasting. In *IEEE Infocom'02*.
- Park, V. and Corson, M. (1997). A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks. In *IEEE Infocom'97*.
- Perkins, C. E., Belding-Royer, E. M., and Das, S. R. (2002). *Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*. Work in progress, <draft-ietf-manet-aodv-11.txt>.
- Perkins, C. E. and Royer, E. (1999). Ad-hoc on demand distance vector routing. In *IEEE WMCSA'99*.
- Royer, E. and Toh, C.-K. (1999). A review of current protocols for ad hoc wireless networks. *IEEE Personal Communications*, pages 45–55.