

# Diferenciação de Tráfego e Controle de Admissão para Redes Ad Hoc IEEE 802.11

Carlos Rodrigo Cerveira<sup>1,2</sup> e Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa<sup>2\*</sup>

<sup>1</sup>Diretoria de Telecomunicações da Marinha, Rio de Janeiro, Brasil.

<sup>2</sup>Grupo de Teleinformática e Automação PEE/COPPE - DEL/POLI  
Universidade Federal do Rio de Janeiro, Rio de Janeiro, Brasil.

{rodrigo, luish}@gta.ufrj.br

**Abstract.** *This paper presents an integrated mechanism for traffic differentiation and admission control to provide Quality of Service (QoS) on IEEE 802.11 ad hoc networks. The mechanism differentiates QoS from Best-Effort (BE) traffic. In the proposed mechanism, the route discovery process for QoS traffic passes by the admission control component, and is not discarded if the available resources are enough to handle the offered load as well as the intra-flow interference. The BE traffic is rate-controlled by IEEE 802.11e MAC layer protocol. The proposed mechanism is compared to SWAN, another service-differentiation mechanism found in the literature, and the simulation results show performance gains of 35% on the packet delivery rate and up to 10 times on end-to-end delay.*

**Resumo.** *Este artigo apresenta um mecanismo que integra diferenciação de tráfego e controle de admissão para prover qualidade de serviço em redes ad hoc IEEE 802.11. No mecanismo proposto, o procedimento de descoberta de rota para fluxos que exigem Qualidade de Serviço passa pelo módulo do controle de admissão e, não é interrompido caso os recursos disponíveis sejam suficientes para suportar a carga requisitada, considerando-se a interferência intra-fluxo gerada. A taxa de transmissão dos tráfegos de melhor-esforço é controlada pelo protocolo IEEE 802.11e. O mecanismo proposto é comparado ao SWAN, outro mecanismo proposto na literatura e os resultados das simulações mostram ganhos de até 35% em termos de taxa de entrega e até 10 vezes em atraso fim-a-fim.*

## 1. Introdução

A utilização em redes ad hoc de aplicações multimídia (VoIP, Vídeo, *Chat*) que exigem garantias de Qualidade de Serviço (QoS - *Quality of Service*) em termos de largura de banda, atraso e variação de atraso (*jitter*), convivendo com aplicações do tipo melhor esforço (BE - *Best-Effort*), tem sido alvo de muitos trabalhos. Para suportar ambos os tipos de aplicações em redes ad hoc, é necessário prover garantia de QoS ao tráfego de tempo real.

Em contraste com as tradicionais redes cabeadas, as redes ad hoc possuem como características importantes a mobilidade, o compartilhamento do meio e a

---

\*Este trabalho foi realizado com recursos da DTM, CNPq, CAPES, FAPERJ e FUJB.

descentralização. A natureza dinâmica da topologia, devido à mobilidade faz com que ocorram constantes quebras de rotas tornando imprecisa a informação do estado da rede. Além disso, não existem garantias de que os recursos permanecerão disponíveis. A largura de banda pode diminuir, por exemplo, caso dois nós se aproximem, causando interferência mútua. O compartilhamento do meio faz com que uma estação tenha que disputar os recursos da rede com outras estações. Ainda deve-se levar em conta que, a alocação de recursos a uma determinada estação, afeta os recursos disponíveis de todas as outras estações que disputam o meio. Por fim, a descentralização faz com que seja difícil estabelecer uma seqüência de transmissão entre as estações, a fim de garantir taxa de entrega de pacotes constante. Essas características tornam a provisão de garantias de QoS em uma rede ad hoc um problema complexo.

Este trabalho propõe um mecanismo capaz de prover garantias de QoS em redes ad hoc IEEE 802.11 em cenários estáticos ou de baixa mobilidade para aplicações que suportam uma perda temporária no atendimento aos seus requisitos de QoS. Por exemplo, as aplicações de voz utilizam técnicas adaptativas para suportar alguma perda de pacotes devido à quebra de rotas ocasionadas pela mobilidade dos nós. Em contrapartida, enquanto as rotas permanecerem estabelecidas e a capacidade do canal não sofrer mudanças drásticas, o mecanismo tem de garantir o atendimento aos requisitos de QoS das aplicações. Se os requisitos mínimos não puderem ser satisfeitos, os dados transmitidos não serão aproveitados, desperdiçando os recursos da rede e energia dos nós. Nestes casos, a transmissão dos fluxos não deve ser iniciada. O mecanismo proposto baseia na medição do tempo gasto na transmissão de quadros e na interferência intra-fluxo. Neste trabalho, adaptamos o mecanismo ao protocolo de roteamento AODV (*Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing*) [Perkins et al., 1999], um dos protocolos ad hoc mais utilizados. O mecanismo proposto foi batizado de TDAC-AODV (*Traffic Differentiation and Admission Control - AODV*).

Para prover QoS, o TDAC-AODV possui três componentes essenciais. Primeiro, o controle de admissão é feito na camada de roteamento, com o objetivo de impedir a admissão de novos fluxos QoS que venham a congestionar a rede e deteriorar o desempenho dos fluxos QoS pré-existentes. Segundo, o mecanismo fornece diferenciação de tráfego na camada MAC com o objetivo de prover garantias para os tráfegos de QoS na presença de tráfegos do tipo BE. O protocolo padrão IEEE 802.11e [802, 2005] foi escolhido para efetuar esta diferenciação. O terceiro componente está relacionado a como o mecanismo proposto reage a violações de QoS, devido principalmente à mobilidade dos nós ou à degradação da capacidade do meio. Neste sentido, o TDAC-AODV utiliza mensagens ICMP (*Internet Control Message Protocol*) para sinalização de perda de QoS.

Este trabalho está organizado como se segue. A Seção 2 apresenta os trabalhos relacionados. A Seção 3 aborda o funcionamento do controle de admissão. A Seção 4 apresenta os cenários utilizados e os resultados obtidos. Finalmente, a Seção 5 conclui este trabalho e apresenta direções para trabalhos futuros.

## 2. Trabalhos Relacionados

A pesquisa na área de QoS em redes ad hoc abrange diversos tópicos que incluem controle de admissão [Kravets e Yang, 2005, Cerveira e Costa, 2006, Chakeres e Belding-Royer, 2004] roteamento com QoS [Lohier et al., 2002], mode-

los de QoS [Ahn et al., 2002], sinalização [Lee e Campbell, 1998] e QoS na subcamada de controle de acesso ao meio [Mangols et al., 2002]. O INSIGNIA, proposto em [Lee e Campbell, 1998], é um protocolo de sinalização que provê suporte a QoS em redes ad hoc. Kravets e Yang [Kravets e Yang, 2005] propuseram um controle de admissão (*Contention-aware Admission Control for Ad Hoc Networks - CACP*) para redes ad hoc. Cerveira e Costa [Cerveira e Costa, 2006] também propuseram um controle de admissão (*Time-based Admission Control Mechanism for IEEE 802.11 Ad Hoc Networks - TAC-AODV*) que provê ainda uma estratégia para controlar a perda de garantias de QoS devido à mobilidade dos nós. Tanto no CACP quanto no TAC-AODV não é realizada diferenciação de serviço, todos os fluxos têm a mesma prioridade.

No IEEE 802.11e [Mangols et al., 2002] os fluxos são agrupados em diferentes categorias de acesso ao meio (*Access Category - AC*) que possuem prioridades diferentes. São atribuídos diferentes valores de AIFS (*Arbitration Inter-Frame Space*) e janelas de contenção (*Contention Window - CW*) para as diferentes ACs, provendo uma diferenciação de serviço na camada MAC. O IEEE 802.11e pode prover diferenciação de serviço entre tráfegos, porém não pode garantir que um determinado nível de serviço seja atendido, já que não existe nenhum tipo de controle na admissão de fluxos.

O SWAN [Ahn et al., 2002] provê diferenciação de serviços em uma rede ad hoc, implementando controle de admissão para os fluxos de QoS e controle de taxa de transmissão para gerenciar os fluxos BE. O SWAN não considera modificações na camada MAC, como a nova funcionalidade de QoS criada pela extensão IEEE 802.11e.

### 3. Controle de Admissão

O controle de admissão depende das seguintes informações para decidir a aceitação de um novo fluxo na rede: estimativa dos recursos disponíveis, o cálculo da interferência intra-fluxo e o cálculo do total de recursos que o novo fluxo irá consumir. Os recursos disponíveis nos nós da rede são considerados no processo de descobrimento de rotas e admissão de um novo fluxo QoS será aceito caso esses recursos sejam suficientes para atender a requisição da aplicação sem interferir com os fluxos pré-existentes. Já os fluxos BE são aceitos sem controle de admissão e ocupam a largura de banda da rede não utilizada.

O controle de admissão do TDAC-AODV é diferente do utilizado em nosso trabalho anterior [Cerveira e Costa, 2006], o TAC-AODV, no cálculo da estimativa de recursos e no cálculo da interferência intra-fluxo de um nó. O TAC-AODV calcula os recursos disponíveis através da monitoração passiva da atividade do meio, utilizando-se da detecção física da portadora, de forma semelhante a outros controles de admissão encontrados na literatura [Renesse et al., 2005, Kravets e Yang, 2005, Chakeres e Belding-Royer, 2004]. O período de tempo em que o meio permanece ocioso é utilizado como estimativa dos recursos disponíveis. Entretanto, o TAC-AODV não suporta prioridades entre os fluxos. Além disso, o TAC-AODV não é capaz de decodificar e conseqüentemente diferenciar as transmissões de tráfegos do tipo QoS dos tráfegos do tipo BE efetuadas por nós situados além do alcance de transmissão<sup>1</sup> (i.e. alcance-TX) mas dentro do alcance de detecção de portadora<sup>2</sup> (i.e. alcance-CS). A interferência intra-fluxo é a interferência causada entre os

<sup>1</sup>Distância máxima entre dois nós, onde os pacotes recebidos são decodificados.

<sup>2</sup>Distância máxima onde os pacotes recebidos são detectados mas não decodificados.

nós que encaminham pacotes pertencentes ao mesmo fluxo em comunicações de múltiplos saltos. Este fenômeno é agravado pelo fato de que normalmente a área de detecção da portadora ser maior que a área de alcance de transmissão. Para estimar o valor da interferência intra-fluxo de um nó, é necessário conhecer a identidade de todos os nós pertencentes à sua área de detecção, o que também não é possível somente através da escuta do meio.

### 3.1. Cálculo dos recursos disponíveis no TDAC-AODV

O cálculo dos recursos disponíveis é baseado em uma variável chamada Tempo Ocupado ( $T_o$ ). Cada nó da rede estima seu  $T_o$ , através do tempo em que o meio está ocupado com as transmissões feitas pelo próprio nó, são somadas mensagens de roteamento, quadros de dados de fluxos de QoS, e seus respectivos quadros de RTS/CTS (quando utilizados), e ACK, somando-se DIFS, SIFS e o tempo gasto com o *backoff*, durante um intervalo de tempo de 1 segundo.

Não é incluído no cálculo de  $T_o$ , o tempo gasto com a transmissão de tráfegos BE. A idéia principal do mecanismo é que os fluxos BE somente ocupem os recursos do meio não utilizados pelos fluxos QoS. Para tanto, consideramos que os fluxos BE utilizam o protocolo TCP, o qual incrementa sua janela de transmissão até ocupar toda a largura de banda não utilizada na rede. Portanto os recursos consumidos pelos fluxos BE podem ser reduzidos a qualquer momento com a admissão de um novo fluxo QoS. Assim, os recursos ocupados pelos fluxos BE não são contabilizados pelo controle de admissão.

Na camada MAC, assumimos a utilização do IEEE 802.11e. O padrão 802.11e faz com que os tráfegos de maior prioridade (fluxos QoS) acessem o meio mais rápido do que os tráfegos de menor prioridade (fluxos BE). Para tal o 802.11e controla a taxa de transmissão e, conseqüentemente reduz a largura de banda consumida pelos fluxos BE.

Em redes que utilizam o CSMA/CA para controle de acesso ao meio, os recursos ocupados de um nó correspondem a toda a largura de banda consumida por todos os nós situados dentro de seu alcance-CS. Os experimentos realizados em [Dhoutaut e Lassous, 2003] mostram que o alcance-CS é aproximadamente duas vezes o alcance-TX para a taxa de 2 Mb/s. Portanto, para calcularmos o Tempo Total Ocupado de um nó ( $T_T$ ) é necessário obter o  $T_o$  de todos os nós vizinhos de 1 e 2 saltos considerando o alcance-TX para a taxa de 2 Mb/s.

No IEEE 802.11b [802, 1999], os quadros de difusão são transmitidos na taxa básica, 2 Mb/s. A mensagem de controle *Hello* do AODV possui um *Time to Live* (TTL) igual a 1, ou seja só alcança os seus vizinhos de 1 salto. Desta forma é possível conhecer os vizinhos diretos de um nó, porém não os vizinhos de 2 saltos.

Desta forma, para obtermos o valor de  $T_T$ , foram incluídos dois novos campos na mensagem *Hello* do AODV. O primeiro contém o  $T_o$  do nó e o seu tempo gasto com a transmissão de fluxos do tipo BE ( $T_{be}$ ). O segundo campo contém uma lista com os endereços dos seus vizinhos, com seus respectivos  $T_o$  e  $T_{be}$ . Conseqüentemente, um nó ao receber as mensagens *Hello* transmitidas pelos seus vizinhos terá a informação do  $T_o$  dos mesmos e o  $T_o$  de todos os vizinhos dos seus vizinhos.

De posse destas informações, o Tempo Total Ocupado de um nó ( $T_T$ ) é calculado pela soma de três parcelas (Equação 1). A primeira parcela é o  $T_o$  do próprio nó. A

segunda parcela é a soma dos  $T_o$  de todos os seus vizinhos ( $T_{o1}$ ) ou seja, os nós situados dentro do seu alcance-TX. A terceira parcela é a soma dos  $T_o$  dos nós vizinhos dos seus vizinhos ( $T_{o2}$ ) e, que ainda não foram incluídos no cálculo da primeira e segunda parcelas.

$$T_T = T_o + T_{o1} + T_{o2}. \tag{1}$$

Considere o exemplo da Figura 1, o nó A recebe mensagens *Hello* dos nós B e C, os

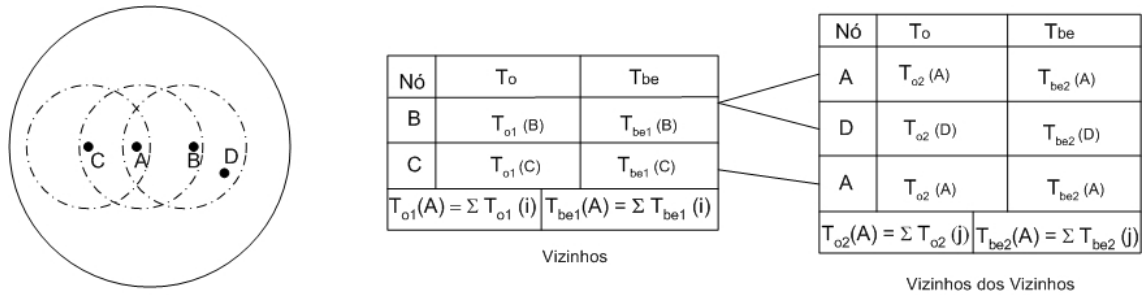


Figura 1. Armazenamento de Hello

quais anunciam os seu próprios  $T_o$  e  $T_{be}$  e ainda os  $T_o$  e  $T_{be}$  dos seus vizinhos. A Figura 1 também mostra a estrutura de como o nó A armazena as informações recebidas nas mensagens *Hello*. Para o nó A estimar o seu  $T_T$ , primeiro ele calcula o  $T_o$  dele mesmo ( $T_o(A)$ ). Depois soma-se os valores dos  $T_o$  dos seus vizinhos B e C ( $T_{o1}(B) + T_{o1}(C)$ ) e por fim, acrescenta-se somente o valor de  $T_o$  do nó D ( $T_{o2}(D)$ ), o qual é seu vizinho de 2 saltos e ainda não havia sido contabilizado no cálculo das duas primeiras parcelas.

O trabalho de [Chen e Heinzelman, 2005] mostra que a estimativa de  $T_T$  pode ser incorreta devido ao problema do terminal escondido. Considere na Figura 2(a) o nó E, o qual está fora do alcance-TX do nó A e de seus vizinhos, mas está dentro do alcance-CS do nó A. Com isso, o nó A não terá conhecimento das transmissões efetuadas pelo nó E, apesar de sofrer interferência delas. Como os fluxos do tipo BE não são incluídos

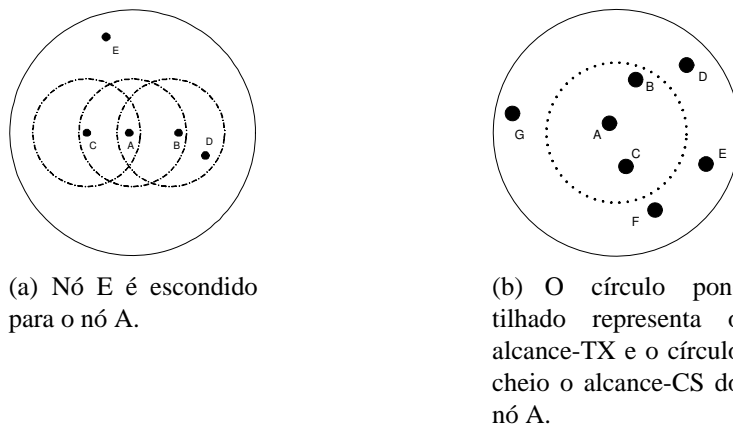


Figura 2.

no cálculo de  $T_o$ , as transmissões efetuadas pelos nós escondidos irão causar um erro

no cálculo de  $T_T$  somente se o nó escondido transmitir tráfego do tipo QoS. Para resolver esse problema, assumiu-se que todos fluxos transmitidos por um nó escondido são considerados como do tipo QoS, uma solução conservadora.

Com isto o cálculo do  $T_T$  foi modificado. O cálculo da primeira e segunda parcelas, correspondentes ao tempo consumido pelo próprio nó e pelos nós situados dentro do seu alcance-TX, permaneceram inalterados. Para estimar o  $T_o$  dos nós situados na região entre o alcance-TX e o alcance-CS ( $T_{o2}$ ), são somados os tempos gastos com a detecção da portadora de todos os pacotes que a camada MAC não foi capaz de decodificar ( $T_{cs}$ ) ou seja, todas transmissões efetuadas nesta região, menos o tempo gasto com as transmissões de fluxos do tipo BE ( $T_{be2}$ ) anunciadas nas mensagens *Hello* pelos vizinhos de 2 saltos.

Na Figura 2(b), o  $T_{cs}$  do nó A é o tempo total gasto com todas as transmissões efetuadas pelos nós D, E, F e G. O  $T_{be2}$  é o tempo gasto somente por transmissões de fluxos BE originadas pelos nós D, E, F e G. Desta forma, o tempo ocupado pelos vizinhos de 2 saltos de um nó é definido por:

$$T_{o2} = T_{cs} - T_{be2}. \quad (2)$$

Assim o Tempo Total Ocupado ( $T_T$ ) de um nó durante o período de 1 segundo é definido por:

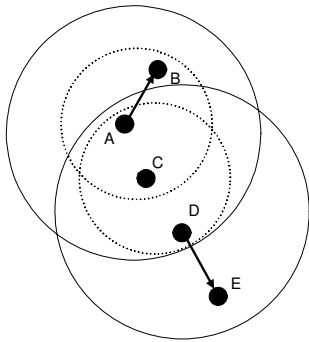
$$T_T = (T_o + T_{o1}) + (T_{cs} - T_{be2}). \quad (3)$$

Esta escolha torna o controle de admissão mais restritivo, podendo impedir a entrada de um novo fluxo QoS na rede caso o nó escondido esteja transmitindo um fluxo BE e o controle de admissão o considerou um fluxo QoS. Em contrapartida, garante-se que a rede não irá saturar com a admissão errônea de um novo fluxo, prejudicando fluxos pré-existentes.

O Tempo Livre Disponível ( $T_L$ ) em 1 segundo de um nó é dado por:

$$T_L = 1 - T_T. \quad (4)$$

A característica principal de um controle de admissão é garantir que ao admitir um novo fluxo, este fluxo não venha a interferir nos fluxos pré-existentes. Considere o cenário da Figura 3(a), as linhas pontilhadas representam o alcance-TX dos nós A e C e as linhas cheias representam o alcance-CS. O fluxo DE consome 100% dos recursos, sendo 80% consumidos pelo nó D com a transmissão de quadros de dados e 20% consumidos pelo nó E com a transmissão dos quadros de reconhecimento (ACK). Suponha que o nó A queira transmitir um fluxo para o nó B e este fluxo viesse a consumir 15% dos recursos. Pelo mecanismo proposto, o nó A, ao calcular os seus recursos disponíveis, somente contabiliza os recursos consumidos pelo nó D no fluxo DE, pois o nó E está a 3 saltos do nó A. Sendo assim, o nó A concluirá que possui recursos suficientes e admitirá o fluxo AB, embora na realidade não existam recursos suficientes. A admissão deste fluxo ocasionará colisões no nó D (quadros do fluxo AB com ACKs do nó E), degradando assim o desempenho do fluxo DE. Para evitar este problema, o  $T_L$  de um nó deve ser baseado no mínimo do  $T_L$  do nó e o  $T_L$  de todos os seus nós vizinhos de um salto. Foi necessária a inclusão de um terceiro campo na mensagem *Hello* do AODV, que contém o  $T_L$  do próprio nó, calculado através da Equação(4). No exemplo da Figura 3(a) o  $T_L$  do nó A será o  $\min(T_L(A), T_L(B), T_L(C))$ . Como o  $T_L(C)$  é igual a zero, o nó C recebe os recursos



(a) O nó E interfere no nó A.

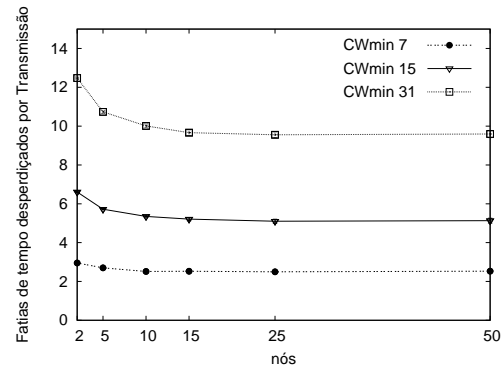
(b) *backoff*.

Figura 3.

consumidos pelos nós D 80% (1 salto) e E 20% (2 saltos), conseqüentemente o  $T_L$  do nó A será igual a zero e o fluxo AB não poderá ser admitido pela rede. Desta forma o  $T_L$  de um nó é calculado pela equação abaixo:

$$T_L(i) = \min(T_L(i), T_L(j)), \quad (5)$$

para todo nó  $j$  vizinho de 1 salto do nó  $i$ .

#### 4. Interferência Intra-Fluxo

Kravets e Yang [Kravets e Yang, 2005] definem a interferência intra-fluxo de um nó (*Contention Count - CC*) como o número de nós pertencentes à cadeia de encaminhamento situados dentro do alcance-CS do referido nó.

Renesse *et al.* [Renesse et al., 2005], no cálculo, de *CC*, assumem que todo nó em um caminho de múltiplos saltos interfere no máximo com os 2 nós anteriores e os 2 nós seguintes da cadeia de encaminhamento ou seja, o alcance-CS é considerada igual a 2 vezes o alcance-TX de dados. Esta afirmação é correta se a rede utiliza a taxa de transmissão de dados de 2 Mb/s.

Porém, os mecanismos propostos por Kravets e Yang e Renesse et al. para o cálculo de *CC* não são apropriados quando o protocolo IEEE 802.11b é utilizado. Os experimentos realizados em [Anastasi et al., 2004], mostram que o alcance-CS é aproximadamente 6 vezes o alcance-TX para a taxa de transmissão de dados de 11 Mb/s. Vale ressaltar que o alcance-CS independe da taxa de dados usada, sendo exclusivamente dependente da potência de transmissão e da sensibilidade da interface de rede do receptor. Portanto, vizinhos a 3 ou mais saltos em um caminho de múltiplos saltos podem estar dentro do alcance-CS quando a taxa de transmissão utilizada é de 11 Mb/s.

Para lidar com este problema no mecanismo proposto, foi introduzido um novo campo nas mensagens de pedido de rota (RREQ - *Route Request*) e resposta de rota (RREP - *Route Reply*) do protocolo AODV. Quando uma mensagem RREQ é transmitida pelo nó fonte ou é reencaminhada pelos nós intermediários cada nó adiciona o seu próprio endereço a este novo campo. Quando o nó destino recebe a mensagem RREQ, ele copia o conteúdo do campo para a mensagem RREP e transmite a mesma. Para o cálculo da interferência intra-fluxo, é necessário que o nó conheça todos os nós anteriores

e seguintes a ele na cadeia de encaminhamento entre o nó fonte e o nó destino. Para evitar que algum nó intermediário, que possua uma rota para o destino transmita uma mensagem RREP em resposta ao RREQ, impedindo o armazenamento de toda a rota, o *flag* “D”<sup>3</sup> do cabeçalho da mensagem RREQ deve estar setado.

Na Seção 3.1 foi mostrado que um nó, após receber as mensagens *Hello* de todos os seus vizinhos de 1 salto, conhece todos os nós com os quais ele pode se comunicar e que estão dentro de seu alcance-CS. Assim, cada nó da cadeia de encaminhamento pode calcular o valor de *CC* ao receber o RREP, através da seguinte equação:

$$CC = \#(CSN \cap P), \quad (6)$$

onde *CSN* é o conjunto de nós situados dentro do alcance-CS, obtido através do recebimento das mensagens *Hello* e *P* é o conjunto de nós pertencentes à cadeia de encaminhamento entre o nó fonte e o nó de destino.

## 5. Operação do Controle de Admissão

Os nós envolvidos no processo de descobrimento de rota no TDAC-AODV devem verificar primeiro o tipo de tráfego a ser transmitido. Caso seja um tráfego do tipo QoS, a requisição deve passar pelo módulo do controle de admissão antes de propagar ou transmitir uma mensagem RREQ ou RREP. Caso o tráfego seja tipo BE, o processo de descobrimento de rota não passa pelo controle de admissão.

O tempo necessário para a transmissão ( $T_{tx}$ ) de um fluxo QoS durante o período de 1 segundo é calculado da mesma forma que no TAC-AODV, alterando-se apenas a taxa de transmissão na taxa básica de 1 Mb/s para 2 Mb/s.

Uma questão importante é o valor do *backoff* utilizado nos cálculos de  $T_o$  e  $T_{tx}$ . Este valor representa o número de fatias de tempo desperdiçadas em uma transmissão. Foram feitas simulações com diferentes valores de janela de contenção inicial ( $CW_{min}$ ) e número de nós disputando o acesso ao meio. Os resultados da Figura 3(b) mostram que a partir de 5 nós, o número de fatias de tempo gastos torna-se constante. Este valor foi então considerado nas simulações descritas na Seção 7.

Como o  $T_L$  é uma estimativa, decidiu-se incluir um tempo de reserva de recursos no TDAC-AODV, chamado  $T_R$ . O novo fluxo será aceito apenas se:

$$T_L - CC * T_{tx} > T_R. \quad (7)$$

Nas redes IEEE 802.11, a vazão agregada diminui após a saturação da rede [Bianchi, 2000]. O tempo de reserva tem como objetivo evitar que o total de carga admitida pela rede seja superior ao ponto de saturação da rede. Desta forma, previne-se que a rede sature devido a erros na estimativa dos recursos disponíveis. A precisão dos cálculos efetuados pelo controle de admissão de um nó durante o processo de descobrimento de rota está diretamente ligada ao correto recebimento das mensagens *Hello* de seus vizinhos. As mensagens *Hello* são transmitidas em difusão e não são retransmitidas em caso de colisões. Portanto o controle de admissão de um nó pode eventualmente efetuar seus cálculos com informações defasadas.

Outra vantagem é que utilizando o tempo de reserva ( $T_R$ ), os fluxos QoS não ocuparão todos os recursos da rede, evitando assim inanição dos fluxos BE.

<sup>3</sup>Somente o nó de destino pode responder a uma mensagem RREQ.



## 6. Violação de QoS

A mobilidade é uma característica intrínseca das redes ad hoc. Suponha que dois nós estejam roteando dois fluxos QoS e não estejam disputando os mesmos recursos da rede. Em um determinado instante os nós movimentam-se para dentro da área de interferência em comum e passam a disputar os mesmos recursos. O  $T_L$  de cada nó será reduzido e com isso os nós podem não ser mais capazes de suportar os fluxos QoS, previamente aceitos, com o nível qualidade de serviço exigido pela aplicação.

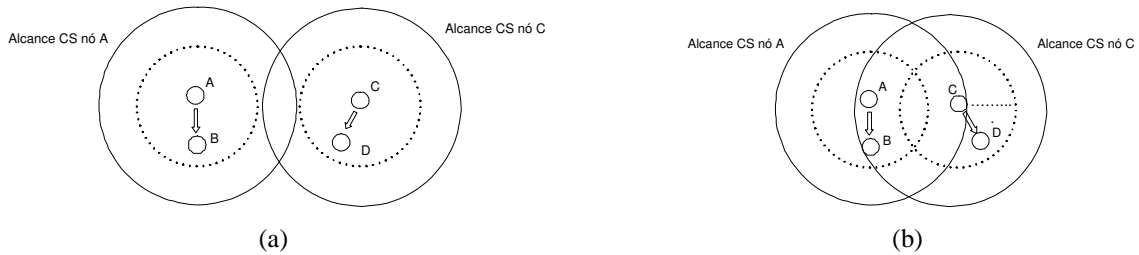


Figura 4. Violação de QoS por mobilidade.

### 6.1. Implementação do controle de violação de QoS no TDAC

Com o objetivo de evitar a perda de garantias de QoS pelos motivos citados acima, todos os nós da rede periodicamente verificam se o seu  $T_L$  é maior que um limiar de segurança ( $T_S$ ). Caso  $T_L$  seja menor que  $T_S$  é assumido que uma saturação da rede é iminente. Nesse caso, algum fluxo QoS deve ser interrompido com o intuito de preservar o desempenho dos outros fluxos QoS. Perkins et al. [Perkins, 2003] adicionaram algumas extensões à tabela de roteamento dos nós para permitir que os nós intermediários associassem o fluxo ao nó fonte e destino.

A tabela 1 resume todas as notações utilizadas neste trabalho.

Tabela 1. Parâmetros utilizados.

Parâmetro	Significado
alcance-TX	alcance de transmissão
alcance-CS	alcance de detecção da portadora
$T_T$	tempo total ocupado do nó
$T_o$	tempo ocupado pelo próprio nó
$T_{o1}$	tempo ocupado pelos vizinhos de 1 salto
$T_{o2}$	tempo ocupado pelos vizinhos de 2 salto
$T_{be}$	tempo gasto pelo próprio nó com transmissões BE
$T_{be1}$	tempo gasto com transmissões BE vizinhos de 1 salto
$T_{be2}$	tempo gasto com transmissões BE vizinhos de 2 salto
$T_{cs}$	tempo gasto por transmissões entre o alcance-TX e o alcance-CS
$T_L$	tempo livre disponível do nó
$T_{tx}$	tempo necessário para a transmissão de um fluxo
$T_R$	tempo de reserva
$T_S$	tempo de segurança

Ao constatar uma perda de garantia de QoS, o nó envia uma mensagem *ICMP QoS Lost* para o nó fonte do tráfego QoS que ele esteja roteando, informando que não é possível mais atender a requisição. Nessa mensagem é incluído o indentificador do fluxo para que cada nó pertencente à cadeia de encaminhamento do fluxo ao receber a mensagem, possa verificar na sua tabela de roteamento a quantidade de recursos que este fluxo consumia e atualizar a informação de Tempo Ocupado ( $T_o$ ) não considerando mais a existência deste fluxo. Após esta atualização cada nó deve transmitir imediatamente uma mensagem *Hello* com um *flag* indicando que aquele *Hello* foi transmitido devido ao recebimento de uma mensagem *ICMP QoS Lost*. Ao receber uma mensagem *Hello* com o *flag* setado, o nó transmite uma mensagem *Hello* imediatamente com informações atualizadas dos recursos consumidos pelos seus vizinhos de 1 salto. O objetivo é que o estado da rede seja atualizado o mais rápido possível.

Supondo que no cenário da Figura 4, após o nó C entrar no alcance-CS do nó A, ambos verifiquem que seu Tempo Livre Disponível ( $T_L$ ) é menor do que  $T_S$  e interrompam os dois fluxos. Esta situação não é ideal já que, bastaria que um dos fluxos fosse interrompido. Para reduzir este problema, o intervalo de tempo em que os nós verificam seus  $T_L$  é feito de forma aleatória. Cada nó sorteia um valor dentro do intervalo de forma a aumentar a probabilidade da rede atualizar suas informações antes de um segundo nó disparar uma nova mensagem *ICMP QoS Lost*.

Após receber a mensagem *ICMP QoS Lost*, o nó fonte interromperá o tráfego e transmitirá um novo pedido de rota para descobrir um novo caminho com recursos suficientes. Dessa forma, os pacotes que ainda estiverem em trânsito serão descartados na camada de roteamento.

## 7. Avaliação

Para avaliar o desempenho do mecanismo proposto foram realizadas simulações com o software ns-2 [NS-2, 2005] em dois cenários distintos. O primeiro cenário consiste de 100 nós estáticos posicionados aleatoriamente em uma área de 300 x 300 m. Oito fontes de tráfego foram utilizadas, sendo 4 fontes CBR (QoS) e 4 fontes TCP (BE) com pacotes de 512 bytes. A carga oferecida à rede por cada fonte de dados CBR varia de 100 até 400 kbps. Foram executadas 50 rodadas para cada taxa. A camada física do ns-2 foi modificada para que fosse possível obter diferentes alcances de transmissão para as taxas de 2 Mb/s e 11 Mb/s. Os valores atribuídos foram obtidos dos resultados experimentais em [Anastasi et al., 2004]. Os gráficos contém barras de erros correspondentes a 95% de intervalo de confiança. O mecanismo proposto TDAC, foi comparado com o SWAN e o IEEE 802.11e. As especificações detalhadas do SWAN podem ser encontradas em [Ahn et al., 2002].

No IEEE 802.11e os fluxos de mais alta prioridade possuem um  $CW_{min}$  igual a 7 e um  $CW_{max}$  igual a 15. Desta forma,  $CW$  não é mais incrementado após a segunda colisão. Quando a carga na rede e o número de nós disputando o acesso ao meio é alto, a probabilidade de colisões sucessivas aumenta e, conseqüentemente o número de pacotes descartados na camada MAC, devido ao estouro do número de tentativas de transmissão também aumenta. Assim, o TDAC foi modificado, fazendo com que o  $CW$  seja incrementado até 63. Esse mecanismo foi chamado de TDAC-mod.

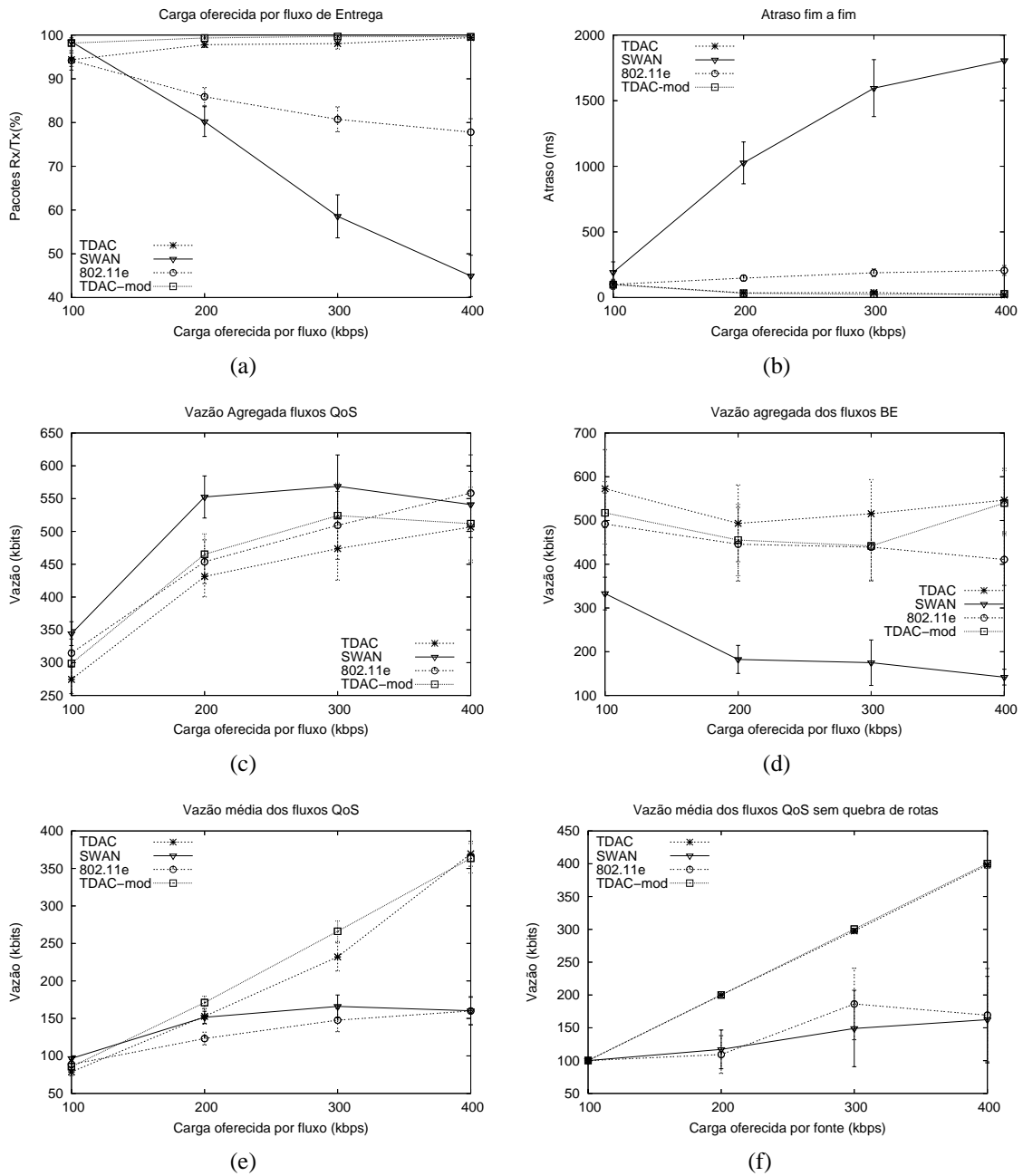


Figura 5. Cenário estático.

7.1. Resultados

A Figura 5(a) demonstra a eficiência do controle de admissão proposto pelo TDAC-AODV. Na métrica, taxa de entrega, somente os pacotes entregues à camada MAC do nó fonte são contabilizados. Os pacotes sem rota para o destino, devido à ação do controle de admissão, não são contabilizados. Na carga oferecida de 100 kbps o comportamento dos protocolos é similar. À medida que incrementa-se a carga requisitada, o número de fluxos QoS rejeitados pelo controle de admissão do TDAC aumenta. Isto evita que a rede sature e como consequência, sustenta a taxa de entrega acima de 98%. Com o aumento da carga na rede, a taxa de entrega tanto do SWAN quanto do 802.11e decresce.

Isto acontece porque o 802.11e não faz controle de admissão. Já o SWAN realiza controle de admissão, mas não leva em conta os recursos consumidos pelos nós situados entre o alcance-TX e o alcance-CS na estimativa dos recursos disponíveis, nem o efeito da interferência intra-fluxo. Como consequência, ambos aceitam mais carga do que a rede pode suportar.

A Figura 5(b) mostra que o atraso fim-a-fim obtido com o TDAC permanece abaixo de 100 ms, devido ao controle de admissão não permitir que a rede sature. Já no SWAN, o atraso cresce de forma acentuada devido ao total de carga admitida na rede ser superior à sua capacidade, o que provoca acúmulo de pacotes em filas. Além disso, pode-se constatar também que pelos resultados obtidos pelo 802.11e, a diferenciação de serviços feita por esse protocolo com a utilização de diferentes categorias de acesso obteve melhores resultados do que o controle de taxa de transmissão dos fluxos BE proposto no SWAN.

A Figura 5(c) mostra a vazão agregada dos fluxos QoS. Os resultados do TDAC-mod foram superiores ao do TDAC em até 8%, isso mostra que o incremento de  $CW$  após sucessivas colisões aumenta a probabilidade de sucesso na transmissão de um pacote, sem prejudicar o atraso fim-a-fim 5(b). O controle de admissão do TDAC, faz com que um número maior de fluxos QoS sejam rejeitados em comparação com o SWAN, pois o cálculo de recursos disponíveis é mais preciso. A rejeição maior de fluxos QoS faz com que mais recursos estejam disponíveis para os fluxos BE, como pode ser visto na Figura 5(d). Em contra-partida, no SWAN o controle de admissão mais frouxo resulta em uma vazão agregada maior, mas sem garantias de que os fluxos QoS admitidos irão atingir o nível de serviço desejado. Isto pode ser comprovado através da Figura 5(e), que mostra a vazão média dos fluxos QoS admitidos pela rede. Os resultados do TDAC são superiores principalmente quando aumenta-se a carga oferecida.

Apesar de o cenário ser estático, ocorrem quebras de rotas, sinalizadas pela camada MAC devido ao estouro no número de tentativas de transmissão de um pacote. Após uma quebra de rota, não existe a garantia de que este fluxo será readmitido pela rede ou ainda quanto tempo levará para este fluxo ser readmitido devido a colisões de mensagem de roteamento ou temporizadores utilizados para restringir o número de tentativas de descobrimento de rotas. Estes fatores fazem com que a vazão média obtida pelo TDAC fique um pouco abaixo do valor da carga oferecida pelos fluxos. A Figura 5(f) mostra a mesma métrica, em um cenário com inibição das quebras de rotas. Pode-se constatar que os valores alcançados pelo TDAC são iguais à carga oferecida pelos fluxos neste caso.

O segundo cenário serve para verificar a eficiência do mecanismo de violação de QoS (Seção 6.1). Utilizou-se o cenário da Figura 4 como referência, apenas aumentando o número de saltos entre os nós fonte e destino dos fluxos. O fluxo AB é transmitido a uma taxa de 500 kbps e o fluxo CD é transmitido a uma taxa de 1200 kbps. Inicialmente, os dois fluxos não interferem entre si. No instante 20s o nó C se move e passa a disputar recursos com os nós A e B. No instante 50s o nó C move-se novamente, afastando-se do fluxo AB, assim os fluxos não disputam os mesmos recursos. A Figura 6 mostra a eficiência do mecanismo de violação de QoS proposto no TDAC-AODV. Na Figura 6(a), até 20s ambos os fluxos possuem uma vazão igual à carga oferecida. A partir de 20s, as informações da rede são atualizadas de acordo com a nova topologia. O fluxo AB verifica

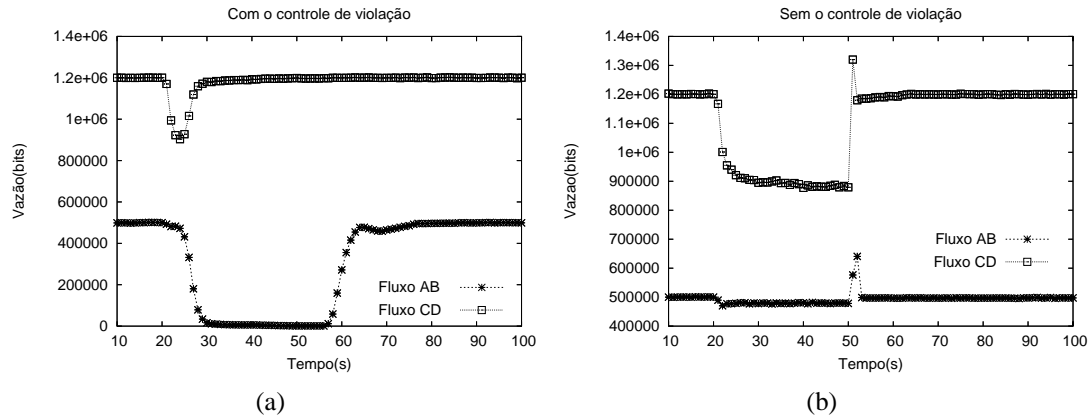


Figura 6. Cenário com mobilidade.

que não suporta mais a carga requisitada e interrompe o fluxo. O fluxo CD sofre uma leve degradação durante o período em que as informações são atualizadas. A partir de 50s, uma nova atualização é feita e o fluxo AB é readmitido na rede. A Figura 6(b) (sem o mecanismo), mostra que os fluxos AB e CD têm seu desempenho degradado durante todo o tempo em que fluxos permanecem disputando os mesmos recursos, desperdiçando recursos da rede, sem atingir seus objetivos.

## 8. Conclusão e Trabalhos Futuros

O controle de admissão, a diferenciação de tráfego e a monitoração da violação de QoS são componentes chaves para garantir QoS em redes ad hoc IEEE 802.11. Neste artigo, foi proposto um mecanismo que combina estes componentes. A principal contribuição do mecanismo proposto refere-se ao cálculo da interferência intra-fluxo em redes IEEE 802.11b e ao cálculo dos recursos disponíveis quando existem fluxos que exigem garantias de QoS e melhor esforço na rede. Os resultados de simulação mostraram que a estimativa de recursos da rede é mais precisa que em outras propostas encontradas na literatura. O controle de violação de QoS do TDAC mostrou-se eficiente, interrompendo um fluxo QoS o qual não era mais possível atender como nível de serviço desejado. Esta interrupção assim como a rejeição de novos fluxos QoS realizada pelo controle de admissão economiza recursos e melhora a performance dos fluxos BE. Nós demonstramos através de simulações que o TDAC provê com maior eficiência garantias de QoS em relação a outros mecanismos encontrados na literatura e a modificação no valor de  $CW_{max}$  do 802.11e (TDAC-mod) aumentaram ainda mais esta eficiência. Como trabalhos futuros planejamos implementar no controle de admissão diferentes categorias de tráfegos QoS e uma maior investigação sobre os valores das janelas de contenção utilizadas no IEEE 802.11e.

## Referências

- (1999). *Supplement to part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. IEEE, Standard 802.11b.
- (2005). *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. IEEE, Standard 802.11e.

- Ahn, G.-S., Campbell, A. T., Veres, A. e Sun, L.-H. (2002). Supporting Service Differentiation for Real-Time e Best-Effort Traffic in Stateless Wireless Ad Hoc Networks. Em *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 1, no. 3, páginas 192-207.
- Anastasi, G., Borgia, E., Conti, M. e Gregori, E. (2004). Wi-Fi in Ad Hoc Mode: A Measurement Study. Em *IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications (PerCom 2004)*, páginas 145-154, EUA.
- Bianchi, G. (2000). Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. Em *IEEE Journal on Selected in Communications*, vol. 18 no. 3, páginas 535-547.
- Cerveira, C. R. e Costa, L. H. M. K. (2006). A Time-based Admission Control Mechanism for IEEE 802.11 Ad Hoc Networks. Em *8th Mobile Wireless Communications Network*, páginas 217-228, Santiago, Chile.
- Chakeres, I. D. e Belding-Royer, E. M. (2004). Perceptive Admission Control for Mobile Wireless Networks. Em *IEEE QShine*, Dallas, EUA.
- Chen, L. e Heinzelman, W. B. (2005). QoS-Aware Routing Based on Bandwidth Estimation for Mobile Ad Hoc Networks. Em *IEEE Journal on Selected Area in Communications*, vol. 23, no. 3, páginas 561-572.
- Dhoutaut, D. e Lassous, I. (2003). Experiments with 802.11b in Ad Hoc Configurations. Em *14th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, páginas 1618-1622, Beijing, China.
- Kravets, R. e Yang, Y. (2005). Contention-Aware Admission Control for Ad Hoc Networks. Em *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 4, no.4, páginas 363-377.
- Lee, S.-B. e Campbell, E. T. (1998). INSIGNIA: In-Band Signaling Support for QoS in Mobile Ad Hoc Networks. Em *5th International Workshop on Mobile Multimedia Communications (MoMuC98)*, Berlim, Alemanha.
- Lohier, S., Senouci, S.-M., Doudane, Y. G. e Pujolle, G. (2002). QoS Routing in Ad Hoc Networks. Em *Med-Hoc-Net*, Sardegna, Itália.
- Mangols, S., Choi, S., May, P., Klein, O., Hiertz, G. e Stibor, L. (2002). IEEE 802.11e Wireless Lan for Quality of Service. Em *Proc. European Wireless*, vol. 1, páginas 32-39, Florença, Itália.
- NS-2 (2005). The network simulator - ns-2.  
<http://www.isi.edu/nsnam/ns/> - último acesso em 10/10/2006.
- Perkins, C. (2003). Quality of Service for Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing.  
<http://people.nokia.net/charliep/txt/aodvid/qos.txt> - último acesso em 20/12/2006.
- Perkins, C. E., Belding-Royer, E. M. e Das, S. (1999). Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing. Em *IETF RFC 3561*.
- Renesse, R., Ghassemian, M., Friderikos, V. e Aghvami, A. (2005). Adaptive Admission Control for Ad Hoc and Sensor Networks Providing Quality of Service. Relatório técnico, Center for Telecommunications Research, King's College, Londres, Inglaterra.