Um Mecanismo de Roteamento para o Consumo Balanceado de Energia em Redes Móveis Ad Hoc

Daniel de O. Cunha , Luís Henrique M. K. Costa , Otto Carlos M. B. Duarte *

[1]Grupo de Teleinformática e Automação
PEE/COPPE - DEL/POLI
Universidade Federal do Rio de Janeiro
C.P. 68504 - CEP 21945-970
Rio de Janeiro - RJ - Brasil
http://www.gta.ufrj.br

doc@gta.ufrj.br, luish@gta.ufrj.br, otto@gta.ufrj.br

Abstract. *Most of the mobile ad hoc networks applications rely on battery-powered nodes. Thus, energy constraints are very important in this kind of network. This paper presents an energy-aware routing mechanism to balance the energy consumption among the nodes of the network. The mechanism was evaluated over the AODV protocol using a realistic energy consumption model. The energy model takes in account the way the packet is transmitted and the role played by the node on its transmission. The results show that the packet length impacts the energy efficiency of the network and that with the proposed mechanism increases the network lifetime from 13% to 19% compared to the standard AODV protocol.*

Resumo. *Na maior parte das aplicações das redes móveis ad hoc os nós são alimentados por baterias, tornando o consumo de energia um problema importante nestas redes. Este artigo propõe um mecanismo de roteamento que leva em conta a energia dos nós para balancear o consumo de energia pelos nós da rede. O mecanismo foi incorporado ao protocolo AODV. Para a avaliação de desempenho foi implementado um modelo de consumo de energia realista, levando em conta a forma de transmissão do pacote e o papel do nó nesta transmissão. Os resultados mostram que o tamanho dos pacotes influenciam a eficiência energética e que o mecanismo proposto melhora em pelo menos 13% o tempo de vida da rede, chegando a melhorias de 19% para pacotes pequenos.*

1. Introdução

As redes móveis *ad hoc* são formadas por nós autônomos capazes de se comunicar sem a utilização de nenhuma infra-estrutura previamente estabelecida. Isto implica, também, na inexistência de qualquer administração centralizada, fazendo com que a rede se torne um complexo sistema distribuído, onde cada nó pode funcionar tanto como usuário final de uma conexão quanto como um roteador para as conexões estabelecidas entre outros nós.

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

A ausência de uma estrutura hierárquica dificulta a tarefa do protocolo de roteamento no que diz respeito à escalabilidade. Desta forma, grande parte da pesquisa realizada a respeito destas redes se concentra na área de roteamento. Há, no entanto, um outro fator limitante no funcionamento das redes móveis *ad hoc*, o consumo de energia nos nós. Isto ocorre porque em muitas das aplicações de redes *ad hoc* os nós móveis são alimentados por baterias. Além disso, como cada nó é um roteador em potencial, a desativação de um nó por falta de energia pode comprometer o funcionamento da rede como um todo.

Com o amadurecimento das técnicas de roteamento, a condição energética dos nós passou a se destacar ao lado das métricas mais tradicionais, como número de saltos e carga no enlace, no que diz respeito ao roteamento em redes *ad hoc* [Singh et al., 1998]. Em redes *ad hoc* estáticas, este problema é parcialmente simplificado devido à possibilidade de se obter de forma segura a topologia da rede como um todo. Em [Wan et al., 2001] é abordado o problema conhecido como “Roteamento com Energia Mínima”. Neste trabalho, é realizada uma análise sobre qual a melhor rota possível numa determinada topologia considerando-se a possibilidade de variar a potência de transmissão dos nós. Em [Chang and Tassiulas, 2000] são propostos algoritmos de balanceamento de fluxos para maximizar o tempo de vida do sistema, ou seja, o tempo até que algum nó fique sem energia. O principal efeito da mobilidade em redes *ad hoc* é tornar as topologias mais dinâmicas, o que torna o problema consideravelmente mais complexo. Em [Valera et al., 2002] é proposto um protocolo que se baseia no armazenamento de cópias de mensagens e múltiplas rotas para possibilitar a recuperação de quebras de enlace com baixo custo de roteamento. Em [Yu and Lee, 2002] são propostos dois protocolos baseados no protocolo *Dynamic Source Routing* (DSR) [Maltz et al., 2002] com o objetivo de aumentar o tempo de vida da rede, o primeiro se baseia no atraso de requisições de rotas enquanto que o segundo faz com que o destino aguarde a chegada de requisições de rota redundantes para escolher a melhor opção.

Neste trabalho, é proposto e analisado um mecanismo de roteamento que utiliza informações sobre a energia dos nós. O mecanismo proposto atua sobre protocolos reativos, uma vez que para os protocolos pró-ativos, que trocam mensagens periodicamente e onde cada nó conhece a topologia da rede, a utilização da energia como métrica se torna mais simples. O trabalho focou a implementação e avaliação deste mecanismo sobre o *Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing* (AODV) [Perkins and Royer, 1999] por este ser um protocolo reativo cuja padronização vem sendo priorizada pelo IETF (*Internet Engineering Task Force*) [IETF, 2002]. Este mecanismo é desenvolvido a partir de uma modificação no procedimento de descoberta de rotas do protocolo AODV [Perkins and Royer, 1999] que tem como objetivo aumentar o tempo de vida da rede sem o aumento de complexidade nem sobrecarga de armazenamento de cópias de mensagens. Para isto introduz-se um atraso no encaminhamento das requisições de rota em função da energia restante nos nós. Para analisar os efeitos desta modificação, foi implementado no simulador *ns-2* [Fall and Varadhan, 2002] um novo modelo de consumo de energia mais realista, baseado na análise realizada em [Feeney and Nilsson, 2001].

Este artigo está organizado da seguinte forma. Na Seção 2 são apresentadas as principais características do roteamento em redes *ad hoc*. A Seção 3 descreve o mecanismo proposto e avalia suas implicações. A seguir, a Seção 4 descreve as simulações realizadas e analisa o desempenho do mecanismo. Por fim, a Seção 5 apresenta as conclusões deste trabalho.

2. O Roteamento em Redes *Ad Hoc*

O papel do roteamento é encaminhar um pacote de um nó fonte para um nó destino, e depende, para isto, da escolha de um rota adequada com base numa métrica específica. Com este propósito, os nós da rede funcionam como roteadores, recebendo e processando pacotes. Os roteadores tomam decisões com base nas informações que possuem da rede para encaminhar os pacotes para seus respectivos destinos. No caso específico das redes móveis *ad hoc*, *todos* os nós são roteadores em potencial.

Para realizar esta função corretamente, os roteadores trocam informações entre si, de modo a se manter a par das rotas disponíveis, e de parte, ou em alguns protocolos da totalidade, da topologia da rede. Inicialmente, os roteadores só possuem conhecimento local, ou seja, conhecem seus próprios endereços e a situação dos enlaces aos quais estão ligados. Através da troca de mensagens, cada roteador constrói seu conhecimento da rede. Este processo continua até que todas as informações relevantes tenham sido obtidas e a rede entre em equilíbrio.

Os protocolos de roteamento tradicionais, como o *Routing Information Protocol* - RIP (baseado em Vetor de Distância) [Malkin, 1998] e o *Open Shortest Path First* - OSPF (baseado em Estado do Enlace) [Moy, 1998], funcionam bem nas redes cabeadas que apresentam topologias estáticas, ou que se alteram muito lentamente. No entanto, eles teriam problemas para convergir em redes *ad hoc* móveis pois estas apresentam topologias dinâmicas.

Além disso, a transmissão sem fio apresenta outras dificuldades para o roteamento. Uma delas é a existência de enlaces assimétricos, ou seja, enlaces que não possuem necessariamente as mesmas características em ambas as direções. Isso faz com que a recepção de um sinal não forneça informação nenhuma sobre a qualidade da conexão no sentido inverso. Por este motivo, as informações de roteamento obtidas para um sentido da conexão podem não ter utilidade no outro sentido. Pode-se destacar ainda que, diferentemente das redes cabeadas, que possuem apenas uma pequena, e controlada, redundância, não se pode controlar a redundância nas redes móveis *ad hoc* pois a topologia é um fator determinante.

Por fim, a própria natureza destas redes dificulta a existência de alguma estrutura hierárquica, tornando mais difícil o projeto de protocolos de roteamento escaláveis.

Os protocolos de roteamento *ad hoc* podem ser divididos em dois grandes grupos: os protocolos pró-ativos e os sob-demanda, ou reativos. Os protocolos pró-ativos tentam avaliar continuamente as rotas de modo que, quando um pacote necessitar de encaminhamento, a rota já seja conhecida e possa ser utilizada imediatamente (de maneira similar aos protocolos de roteamento para redes fixas). Neste caso, os nós mantêm uma ou mais tabelas com informações referentes à rede e respondem a mudanças da topologia propagando atualizações, de modo a manter a consistência do roteamento. Estas atualizações são feitas periódicamente, o que faz com que haja sempre um número constante de transmissões em andamento, mesmo quando a rede estiver em equilíbrio,e mesmo sem carga. Dentre os protocolos pró-ativos para redes móveis *ad hoc* pode-se destacar o *Destination-Sequenced Distance Vector* (DSDV) [Broch et al., 1998] e o *Optimized Link State Routing* (OLSR) [Clausen et al., 2001]. Os protocolos de roteamento sob-demanda, por outro lado, constroem as rotas apenas quando necessárias, ou seja, quando uma rota é requerida o protocolo de roteamento inicia um procedimento de descoberta de rota. Desta forma, o processo é disparado por um pacote de dados necessitando encaminhamento. Uma vez que a rota é descoberta, utiliza-se um procedimento de manutenção de rota para que ela continue ativa. Como a chegada de um pacote de dados é o evento que dispara a descoberta de rotas, estes protocolos não trocam mensagens a intervalos regulares, o que economiza banda passante e energia. O volume de tráfego de controle de roteamento varia de acordo com a utilização da rede. Porém, estes protocolos apresentam uma maior latência no encaminhamento das mensagens, uma vez que a transmissão de dados só pode ser efetuada após a construção de uma rota para o destino. Dois dos protocolos reativos mais difundidos para redes móveis *ad hoc* são o *Dynamic Source Routing* (DSR) [Maltz et al., 2002] e o *Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing* (AODV) [Perkins and Royer, 1999].

Neste trabalho, busca-se uma solução para o problema do balanceamento do consumo de energia adequada a protocolos reativos. Isto porque, os protocolos pró-ativos trocam mensagens periodicamente, fazendo com que cada nó conheça a topologia da rede. Com isto, a inclusão da energia como métrica de roteamento é facilitada. Já no caso de protocolos reativos, onde não há conhecimento total da topologia, levar em conta o consumo de energia no roteamento de pacotes é uma tarefa mais difícil. As análises realizadas do mecanismo proposto serão feitas sobre o AODV, um protocolo reativo que está em processo de padronização pelo IETF [IETF, 2002].

2.1. O AODV

O protocolo AODV é um protocolo para descoberta de rotas sob-demanda baseado em tabelas de roteamento, ou seja, os nós só necessitam descobrir uma rota para algum outro nó no momento em que precisarem se comunicar, ou estiverem servindo como roteadores para a comunicação entre outros nós, e não possuirem uma entrada em sua tabela de roteamento para o destino em questão.

Apesar de sua natureza sob-demanda, o AODV precisa do conhecimento da conectividade local para operar. Para tanto, um mecanismo periódico de *broadcast* local através das mensagens de *hello* pode ser utilizado, ou o AODV pode apoiar-se em mensagens de camada MAC para identificar os nós vizinhos. O AODV utiliza, ainda, números de seqüência para evitar a formação de *loops*.

Quando é necessária a descoberta de uma rota, o nó fonte envia em *broadcast* um pacote *route request* (RREQ) contendo, entre outros campos, o endereço do nó fonte e um identificador *broadcast_id* que juntos identificam unicamente um procedimento de descoberta de rota. Sempre que uma fonte inicia um novo procedimento de descoberta de rota, o valor de *broadcast_id* é incrementado. Os nós intermediários vão incrementando o contador de saltos do RREQ e reenviando o RREQ para seus vizinhos, até que este atinja o destino ou algum nó intermediário que possua uma entrada válida em sua tabela de roteamento para o nó destino. Ao reenviar um RREQ para seus vizinhos o nó intermediário precisa armazenar o endereço IP da fonte e do destino, o *broadcast_id*, o tempo de vida do caminho reverso e o número de seqüência da fonte, para o caso de uma eventual requisição de rota para o nó fonte, que pode ser satisfeita por esta rota reversa. Cada nó intermediário processa apenas uma vez cada RREQ, descartando RREQs redundantes.

Para um nó intermediário estar apto a responder um RREQ, ele precisa ter uma entrada válida na tabela de roteamento com número de seqüência do destino mais recente que o enviado pela fonte. Para satisfazer um RREQ, o nó intermediário com a entrada ativa na tabela ou o nó destino envia em *unicast* um *route reply* (RREP) com, entre outros campos, o contador de saltos e o número de seqüência conhecido para o destino. À medida que o RREP vai retornando pelo caminho reverso do RREQ original, ele vai estabelecendo apontadores para o nó que o enviou. Ao receber um RREP redundante, o nó apenas o propaga se este contiver um número de seqüência do destino maior que os anteriores ou o mesmo número de seqüência com um contador de saltos menor.

A tabela de roteamento possui no máximo uma entrada para cada destino, e cada entrada está associada a um *route cache timeout* que é o tempo após o qual a entrada será considerada inválida. Cada entrada possui, ainda, uma lista com todos os vizinhos ativos através dos quais são recebidos pacotes para o destino em questão. O número de seqüência das entradas ativas da tabela previnem a formação de *loops*.

3. O Mecanismo Proposto

A idéia por trás da modificação proposta é se valer da característica do procedimento de descoberta de rotas do AODV que provoca o descarte de RREQs redundantes. Para isto, cada nó ao receber um RREQ que não pode satisfazer (e portanto deve ser retransmitido) atrasa seu reenvio a seus vizinhos por um período de tempo que é função de sua energia restante. Desta forma, os RREQs reenviados por nós com maior energia restante, e portanto, com menor atraso, tendem a ser propagados, fazendo com que os RREQs dos nós com menos energia sejam descartados. Este procedimento diminui a probabilidade destes nós com baixa energia estarem no caminho de um eventual RREP. Este processo de descarte dos RREQs reenviados pelos nós com menor energia tende a balancear os fluxos entre os diversos caminhos possíveis já que os nós com maior energia terão maior probabilidade de serem utilizados como rota, evitando, quando possível, que um mesmo nó seja utilizado sempre. Isto faz com que os níveis de energia dos nós tendam a ser parecidos, maximizando o tempo de vida da rede. Apesar de provocar um aumento no tempo da descoberta de rotas, esta abordagem é de simples implementação.

O AODV com este mecanismo implementado, batizado AODV-E, passa a obter um balanceamento melhor da energia consumida nos nós em troca de um maior atraso na descoberta de rotas.

3.1. A Função de Atraso

O atraso acrescentado ao reenvio do pacote de controle RREQ é função da quantidade de energia restante no nó. A relação entre este atraso e a energia do nó pode variar.

Em [Yu and Lee, 2002] são analisados três tipos de funções de atraso: convexa, linear e côncava. Embora as funções dos tipos convexa e linear apresentem um maior atraso para um dado nível de energia restante nos nós, a função do tipo côncava mostra melhor eficiência em prolongar o tempo de vida da rede. A partir desta análise é sugerido o uso de uma função de atraso que pode ser vista como:

$$a_{i,t} = \frac{E \times A}{e_{i,t} + E} \quad , \tag{1}$$

onde $a_{i,t}$ é o atraso de reenvio adicionado pelo nó i no instante t, E é a energia inicial do nó, A é o atraso máximo permitido e $e_{i,t}$ é a energia atual do nó i no instante t.

O principal problema na utilização da Função de Atraso 1 é causar um atraso mínimo de $\frac{A}{2}$, o que faz com que mesmo quando os nós estejam com total energia seja acrescido um atraso desnecessário na descoberta de rotas. Além disso, por limitar a variação do atraso entre $\frac{A}{2}$ e A, a diferença entre o atraso de reenvio por um nó com energia total e o atraso de reenvio por um nó próximo da exaustão fica muito restrita.

Neste trabalho são propostas modificações à Função de Atraso 1 de modo a proporcionar atraso nulo de reenvio para nós com energia máxima. A função de atraso proposta é:

$$a_{i,t} = \left(\frac{2A \times E}{e_{i,t} + E}\right) - A \quad , \tag{2}$$

onde $a_{i,t}$ é o atraso imposto pelo nó i no instante t, A é o atraso máximo permitido em segundos, E é a energia inicial do nó em Joules e $e_{i,t}$ é a energia do nó i no instante t.

Com estas alterações, a Função de Atraso 2 não só diminui o atraso médio de reenvio pelos nós, como também aumenta a diferença entre os atrasos acrescentados pelos nós com maior e menor energia. Esta diferença, aumenta a probabilidade de descarte dos RREQs reenviados por nós com pouca energia, diminuindo o atraso acrescido ao procedimento de descoberta de rotas. A Figura 1 mostra a diferença entre as duas funções de atraso.

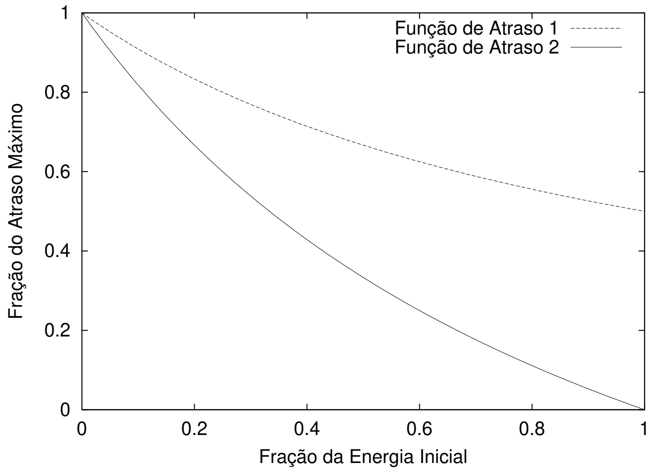

Figura 1: Atraso proporcionado em função da energia restante

Podemos perceber por esta figura, que quando os nós chegam à região com menos energia o atraso proporcionado ao reenvio dos RREQs cresce mais rapidamente na Função de Atraso 2, o que faz com que os nós mais próximos da exaustão tenham cada vez menos chances de serem utilizados como rota. Com base nas análises realizadas, esta função foi adotada para o atraso no reenvio de RREQs do mecanismo proposto.

3.2. O Modelo de Consumo de Energia

Existem duas formas de se transmitir um pacote a nível MAC: em *broadcast* ou ponto-a-ponto. No primeiro caso, todos os nós no alcance de transmissão do emissor receberão o pacote. Já no segundo caso, o endereço MAC do destino é especificado no cabeçalho do pacote, fazendo com que todos os outros nós no alcance do emissor ou do receptor e, portanto, escutando a transmissão apenas processem o tráfego a nível MAC, descartando o conteúdo dos pacotes. Se considerarmos que idealmente a banda disponível será compartilhada igualmente por todos os nós da rede, a maior parte do tráfego escutado por uma estação é, na realidade, direcionado para outras estações.

Em [Feeney and Nilsson, 2001] são realizadas medidas detalhadas do consumo de energia de uma interface sem fio operando em modo *ad hoc* levando-se em conta as características do protocolo IEEE 802.11 [IEEE, 1999]. As medidas são referentes às interfaces *DSSS Lucent IEEE 802.11 WaveLAN PC "Bronze"* e *"Silver"* que operam a 2 Mbps e 11 Mbps respectivamente. Os resultados apontam que a potência consumida no estado ocioso quando no modo *ad hoc* é de $741\ mW$. O consumo de energia (E_c) por pacote enviado ou recebido foi modelado, em relação ao nível de consumo no modo ocioso, como uma função linear do tamanho do pacote em *bytes* (descontados os cabeçalhos MAC e PLCP), resultando em equações da forma

$$E_c = m \times size + b \ , \tag{3}$$

onde os parâmetros m e b são constantes dados em μJ para cada um dos seguintes casos: pacote transmitido em *broadcast* ou ponto-a-ponto (utilizando RTS/ CTS), pacote recebido em *broadcast* ou ponto-a-ponto (utilizando RTS/ CTS), tráfego escutado a partir do emissor ou do receptor (utilizando RTS/ CTS). Os resultados apresentados mostram que a energia consumida por um nó escutando o tráfego de outros nós é cerca de quatro vezes menor que a energia consumida quando um nó recebe efetivamente um pacote para ele direcionado.

Pela equação 3 fica claro que a energia gasta no envio ou recebimento de um pacote possui uma parcela dependente do tamanho do pacote e uma parcela fixa. O que sugere que a transmissão de vários pacotes pequenos é menos eficiente que a transmissão de um pacote maior equivalente.

A análise do mecanismo proposto foi realizada por simulação com a utilização do simulador de redes *ns-2*, cujo modelo de energia original não considera quando um nó escuta um pacote transmitido em ponto-a-ponto se este pacote é, ou não, endereçado para este nó. Esta imprecisão se torna mais problemática à medida que a densidade de nós se torna maior, pois o número de nós no alcance da transmissão é maior. Desta forma, o consumo de energia será proporcional ao número de estações escutando ou recebendo o tráfego.

Por este motivo, foi implementado neste trabalho um novo modelo de consumo de energia no *ns-2*, com base nos dados apresentados em [Feeney and Nilsson, 2001] para a interface de rede de 11 Mbps. Os valores de consumo de energia utilizados são mostrados na Tabela 1.

Como as medidas apresentadas desconsideram a energia consumida em tentativas mal sucedidas de obtenção do meio, este modelo se torna inadequado para redes com alta carga, onde estes acontecimentos se tornam mais freqüentes.

A implementação do modelo de energia foi feita assumindo, ainda, que um nó ao escutar a transmissão de um pacote também escutou o RTS associado enviado pelo

Evento para Decréscimo de Energia	m (μJ)	b (μJ)
Transmissão ponto-a-ponto	0,48	431
Transmissão em *broadcast*	2,1	272
Recepção ponto-a-ponto	0,12	316
Recepção em *broadcast*	0,26	50
Tráfego escutado a partir do emissor	0,11	42
Tráfego escutado a partir do receptor	0	38

Tabela 1: Valores empregados no modelo de consumo de energia implementado

emissor, e que um nó escutando o CTS de um receptor também escutará o ACK enviado após a recepção do pacote. Desta forma, o modelo de energia implementado aproxima-se da realidade, sendo adequado para cenários de baixa mobilidade, onde estas hipóteses são válidas.

4. Análise de desempenho do AODV-E

A fim de analisar a eficácia do mecanismo proposto, os resultados obtidos pelo AODV modificado (AODV-E) foram comparados com resultados do AODV original para os mesmos cenários. O intuito destas simulações é avaliar o balanceamento alcançado no consumo de energia dos nós pelo AODV-E e as implicações deste balanceamento no tempo de vida da rede. Além disto, para verificar os efeitos da parte fixa do custo energético por pacote explicitada na Seção 3.2 as simulações foram realizadas para diferentes tamanhos de pacotes (160, 350, 512, 800 e 1000 bytes) sem variar a taxa de transmissão das fontes. Todas as simulações foram realizadas com 60 nós equipados com interfaces de rede IEEE 802.11 operando a 11 Mbps e com energia inicial igual a 5 J. Para simplificar o modelo a potência consumida pelo nó no estado ocioso foi mantida em 0 W. O atraso máximo utilizado para o reenvio dos RREQs foi de 100 ms. Todos os nós se movem com uma velocidade média de 1 m/s, variando uniformemente entre 0,9 e 1,1 m/s, numa área de 1200 m x 600 m. Em todos os casos, a carga da rede era dada por duas fontes de 64 kbps operando simultaneamente. As simulações foram feitas utilizando a versão 2.1b9a do simulador *ns-2* [Fall and Varadhan, 2002]. Os principais parâmetros utilizados estão listados na Tabela 2.

Foram realizados dois tipos de simulações distintos, para analisar o balanceamento de consumo de energia da rede e o tempo de vida (tempo que se passa até o primeiro nó esgotar sua bateria). Para todos os resultados obtidos foram calculados intervalos de confiança de 95% em relação à média das medidas. Estes intervalos estão representados nos gráficos através de barras verticais.

4.1. Análise do Balanceamento de Energia

Para verificar o balanceamento de energia foram realizadas simulações de 100 segundos com todos os nós sendo fonte ou destino por 6 segundos. Desta forma, ao final da simulação podemos dividir os nós em dois grupos: os que foram fonte de uma conexão e os que foram destino de uma conexão. Neste cenário, se todos os nós participassem igualmente nas tarefas de roteamento, todos os nós em cada um dos grupos acima teriam

Parâmetros Utilizados	
Número de Nós	60
Energia Inicial dos Nós	5 J
Atraso Máximo Permitido	100 ms
Velocidade	0,9 a 1,1 m/s
Tempo de Pausa	0s
Área de Simulação	1200 m x 600 m
Raio de Alcance	250 m
Camada MAC	802.11
RTSThreshold	0
Fontes Simultâneas	2
Taxa das Fontes	64 kbps
Tamanho dos Pacotes	160 a 1000 bytes

Tabela 2: Principais parâmetros de configuração do simulador *ns-2*

a mesma energia ao final da simulação. Por isto, este cenário permitiria, idealmente, um ótimo balanceamento no consumo de energia.

O tempo de simulação neste primeiro conjunto de experimentos, de 100 segundos, foi escolhido de tal forma que nenhum nó tivesse sua energia esgotada em nenhuma simulação, e garantindo que seriam gerados os mesmos números de pacotes nas diversas simulações para cada tamanho de pacote.

As métricas utilizadas na análise destas simulações foram a parcela de pacotes entregues, que verifica a eficiência dos protocolos em sua função principal, a energia média restante nos nós, que observa a eficiência energética do protocolo, e a variância da energia restante nos nós, que mostra o quanto o consumo de energia foi balanceado pela rede.

A Figura 2 apresenta a parcela de pacotes entregues pelos dois protocolos. Em ambos os casos a eficiência é muito parecida, mas o protocolo AODV-E apresenta pequena vantagem para pequenos tamanhos de pacotes. Dado o cenário de baixa mobilidade e baixa carga na rede, ambos os protocolos apresentam taxa de entrega de pacotes próxima de 100%.

A Figura 3 mostra a energia média restante nos nós ao final da simulação. Dada a energia inicial dos nós, de 5 J, estes resultados evidenciam a baixa eficiência da utilização de pacotes pequenos. Isto porque o custo fixo por pacote é mais significante para os pacotes pequenos do que para os pacotes grandes. Por este mesmo motivo, à medida que o tamanho dos pacotes vai aumentando, a diferença no consumo de energia para tamanhos de pacotes consecutivos vai ficando cada vez menor. O protocolo AODV-E que implementa o mecanismo proposto apresenta uma média ligeiramente maior que a do protocolo original, indicando uma maior eficiência em termos de consumo total de energia.

Por fim, a Figura 4 apresenta a variância da energia final dos nós. Os resultados mostram que o protocolo AODV-E alcança um melhor balanceamento do consumo de energia pelos nós. Para pacotes de 160 bytes esta variância é 20% menor no protocolo

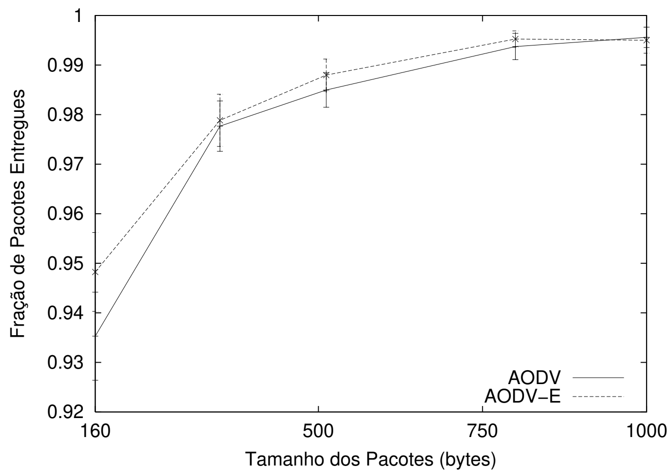

Figura 2: Fração de pacotes entregues pelos protocolos

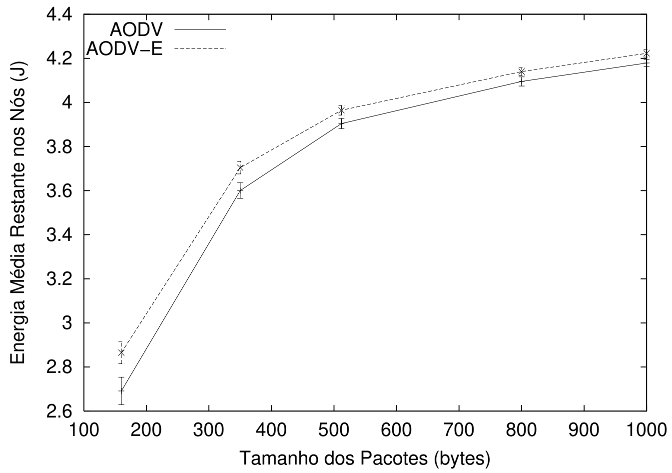

Figura 3: Energia média dos nós ao final da simulação

AODV-E que no AODV original, enquanto que para pacotes de 1000 bytes esta diferença ainda é significativa, de 12%.

4.2. Análise do Tempo de Vida da Rede

Para a análise do tempo de vida da rede, foram feitas simulações com maior liberdade no estabelecimento das conexões. A taxa e o número de fontes simultâneas continuaram fixos. No entanto, as conexões são estabelecidas de forma independente entre quaisquer dois nós, e as durações das conexões são uniformemente distribuídas entre 5 e 15 segundos.

Nestas simulações, as métricas empregadas para análise foram, além da parcela de pacotes entregues, o tempo de vida da rede (dado pelo tempo passado até que o primeiro nó na rede esgote sua energia), que indica por quanto tempo a rede opera plenamente, o número de pacotes recebidos, que mostra o número total de pacotes recebidos durante o tempo de vida da rede que evidenciam os efeitos da parte fixa do custo de energia por pacote, e o total de dados transmitidos, que mostra quantos bits cada protocolo conseguiu enviar efetivamente.

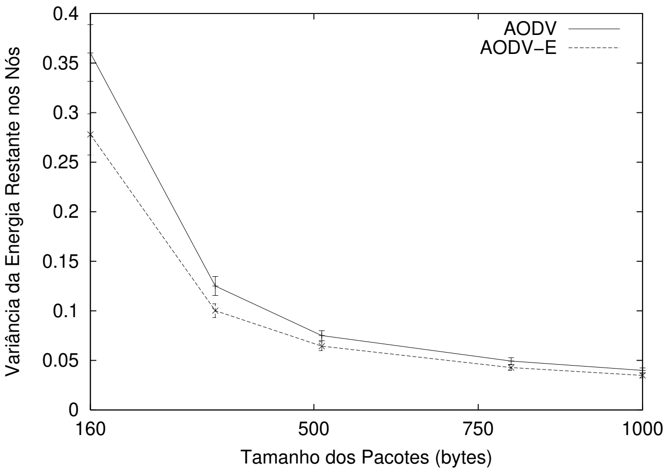

Figura 4: Variância da energia dos nós ao final da simulação

A Figura 5 confirma o desempenho equivalente dos dois protocolos, e a alta taxa de entrega alcançada, dados o cenário de baixa mobilidade e baixa carga na rede.

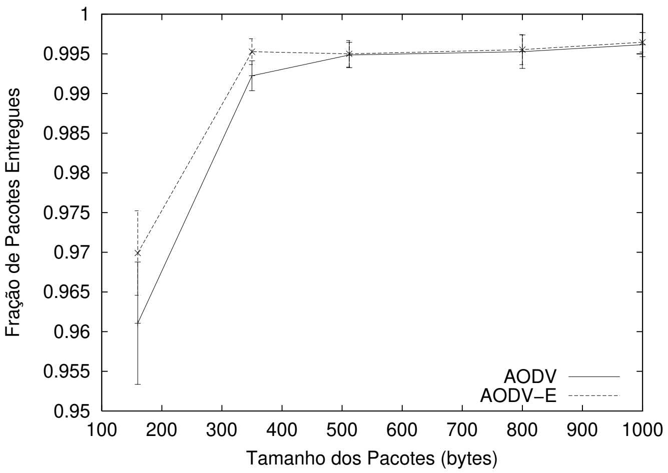

Figura 5: Fração de pacotes entregues pelos protocolos durante o tempo de vida da rede

Podemos perceber pela Figura 6 que o mecanismo adotado no AODV-E melhora consideravelmente o tempo de vida da rede. Esta diferença é maior para pacotes menores, onde o ganho na variância da energia restante nos nós, medida nas simulações anteriores, é maior. O tempo de vida da rede utilizando o mecanismo é 19% maior para pacotes de 160 bytes e 13% para pacotes de 1000 bytes.

A Figura 7 mostra que o ganho em termos de números de pacotes do protocolo AODV-E é compatível com o ganho de tempo de vida da rede. No entanto, ao observar-se o comportamento de cada curva isoladamente, pode-se concluir que o número de pacotes não é simplesmente inversamente proporcional ao tamanho do pacote, mostrando que o número de pacotes enviados é fortemente influenciado pelo custo fixo por pacote.

Finalmente, a Figura 8 apresenta o total de dados transmitidos com sucesso. Naturalmente, esta curva tem o mesmo formato da curva de tempo de vida da rede, já que cada

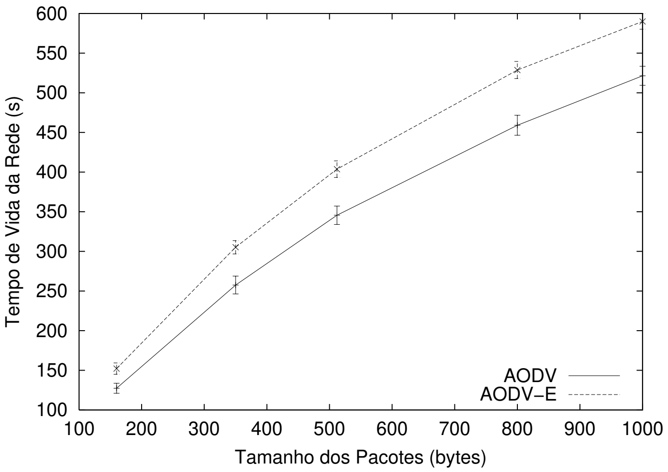

Figura 6: Tempo de vida da rede utilizando os protocolos

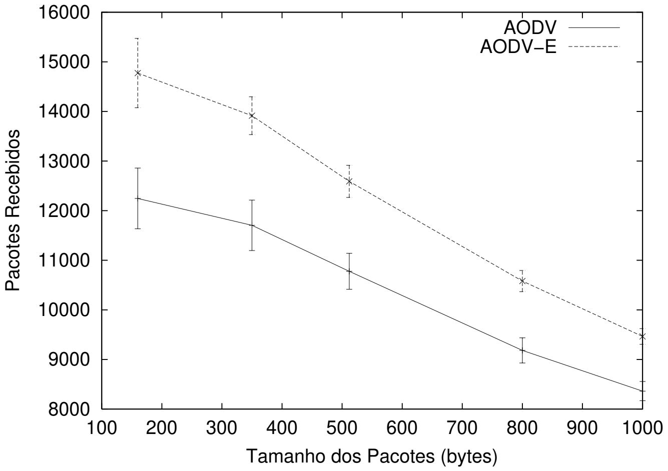

Figura 7: Pacotes entregues pelos protocolos durante o tempo de vida da rede

segundo de vida representam 128 kbits. Fica claro por este resultado que o uso de pacotes pequenos permite a transmissão de muito menos dados que o uso de pacotes maiores, sendo, portanto, menos eficiente. O uso do mecanismo proposto no AODV-E permitiu um ganho proporcionalmente maior quando utilizados pacotes menores. O ganho absoluto para pacotes de 160 bytes ficou em torno de 3 Mbits (20%) e para pacotes de 1000 bytes em torno de 8 Mbits (13%) com a energia inicial de 5 J.

5. Conclusões

Neste artigo foi proposto um mecanismo de roteamento que leva em conta a energia restante nos nós. Para avaliar o desempenho deste mecanismo através de simulações foi implementado no simulador *ns-2* um modelo de energia mais realista que o atualmente integrado ao simulador, levando em conta a forma de transmissão do pacote e o papel dos nós nesta transmissão. O mecanismo foi então avaliado através da implementação de uma variante do protocolo de roteamento sob demanda AODV, batizado AODV-E.

Através da variação do tamanho de pacotes utilizados nas simulações pôde-se ve-

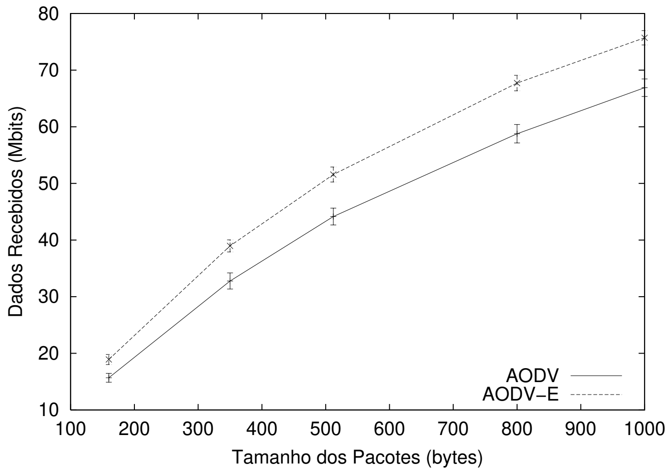

Figura 8: Total de bits entregues pelos protocolos durante o tempo de vida da rede

rificar que a utilização de pacotes pequenos tem baixa eficiência do ponto de vista da energia consumida. Isto se deve ao fato do consumo de energia para cada pacote apresentar uma parcela fixa, independente do tamanho do pacote, que pode até mesmo superar a parcela variável em função de seu tamanho. Desta forma, à medida em que o tamanho dos pacotes aumenta, a diferença no consumo de energia para diferentes tamanhos de pacote se tornam cada vez menos significativa.

O mecanismo proposto, implementado no AODV-E, melhora significativamente o balanceamento do consumo de energia pelos nós da rede, obtendo para pacotes pequenos uma variância aproximadamente 20% menor na energia restante nos nós ao final da simulação que no AODV original. No pior caso, este ganho foi de 12%. Estes resultados se refletem no tempo de vida da rede, que foi entre 19% e 13% maior que o conseguido pelo AODV puro. Assim, o mecanismo consegue aumentar entre 20% e 13% o total de dados transmitidos com energia inicial de 5 Joules.

Como trabalhos futuros se destacam a melhoria do modelo de energia implementado, tornando-o mais adequado a cenários mais genéricos e a análise do mecanismo proposto em outros protocolos, assim como o projeto de um mecanismo de consumo de energia adequado para cenários de forte mobilidade e/ou alta carga na rede.

Referências

Broch, J., Maltz, D. A., Johnson, D. B., Hu., Y. C., and Jetcheva, J. (1998). A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. *In Proceedings of the Fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*.

Chang, J.-H. and Tassiulas, L. (2000). Energy conserving routing in wireless ad-hoc networks. In *IEEE INFOCOM*, pages 22–31.

Clausen, T., Jacquet, P., Laouiti, A., Muhlethaler, P., Qayyum, A., and Viennot, L. (2001). Optimized link state routing protocol. In *IEEE INMIC*.

Fall, K. and Varadhan, K. (2002). *The ns Manual*. UC Berkeley, LBL, USC/ISI, and Xerox PARC. Available at http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-documentation.html.

Feeney, L. M. and Nilsson, M. (2001). Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment. In *IEEE INFOCOM*.

IEEE (1999). Wireless lan medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications. IEEE Standard 802.11.

IETF (2002). Proceedings of the fifty-fourth Internet Engineering Task Force. http://www.ietf.org/proceedings/02jul/index.html.

Malkin, G. (1998). *RIP Version 2*. RFC 2453.

Maltz, D. A., Johnson, D. B., Hu., Y. C., and Jetcheva, J. G. (2002). The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks. *Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-06.txt*.

Moy, J. (1998). *OSPF version 2*. RFC 2328.

Perkins, C. and Royer, E. (1999). Ad-hoc on-demand distance vector routing. In *2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pages 90–100.

Singh, S., Woo, M., and Raghavendra, C. S. (1998). Power-aware routing in mobile ad hoc networks. In *Mobile Computing and Networking*, pages 181–190.

Valera, A., Seah, W. K. G., and Rao, S. V. (2002). Champ: A highly-resilient and energy-efficient routing protocol for mobile ad hoc networks. Fourth IEEE Conference on Mobile and Wireless Communications Networks.

Wan, P.-J., Calinescu, G., Li, X., and Frieder, O. (2001). Minimum-energy broadcast routing in static ad hoc wireless networks. In *IEEE INFOCOM*, pages 1162–1171.

Yu, W. and Lee, J. (2002). DSR-based Energy-aware routing protocols in ad-hoc networks. International Conference on Wireless Networks.