

# Uma Abordagem Adaptativa e Escalável para Descoberta de Serviços em Redes Ad Hoc

Carlos Henrique Pereira Augusto<sup>1</sup>, José Ferreira de Rezende<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Grupo de Teleinformática e Automação - PEE - Coppe  
Universidade Federal do Rio de Janeiro (UFRJ)

{chenrique, rezende}@gta.ufrj.br

**Abstract.** *Service Discovery allows the interaction between network nodes to cooperate in activities or to make use of resources as much as in client-server, multi-layer or peer-to-peer architectures. Ad hoc networks present a great challenge in the adoption of efficient mechanisms of service discovery because its lack of infrastructure and mobility of their nodes. This paper proposes a scalable service discovery architecture based on directory nodes organized in an overlay network. These nodes cover uniformly the ad hoc network, thus diminishing the time of search for one determined service and the number of control messages generated by the architecture.*

**Resumo.** *A descoberta de serviços permite a interação entre nós de uma rede, de forma a cooperarem em atividades ou usufruírem recursos, tanto em arquiteturas cliente-servidor, multicamadas ou peer-to-peer. Devido às características de ausência de infra-estrutura e mobilidade, as redes ad hoc apresentam um grande desafio na adoção de mecanismos eficientes para esta finalidade. Neste trabalho é proposta uma arquitetura escalável de descoberta de serviços baseada numa rede sobreposta (overlay) de diretórios criados dinamicamente para cobrir de forma uniforme uma rede ad hoc, diminuindo assim o tempo de procura por um determinado serviço e o número de mensagens de controle gerados pela arquitetura.*

## 1. Introdução

Redes *ad hoc* caracterizam-se pela ausência de infra-estrutura e pela conexão espontânea de seus nós. Este fato dificulta a utilização de servidores específicos e previamente configurados para realizar a descoberta de serviços, tal como ocorre, por exemplo, quando um servidor DNS é utilizado para resolver o nome de um servidor Web em um endereço IP na Internet ou numa Intranet. Também a utilização de servidores de diretório, tais como LDAP ou X.500, não é de simples configuração num ambiente sem infra-estrutura. Algumas soluções para descoberta de serviços são conhecidas para redes com fio, entre as quais podemos citar o SLP[RFC2608 1999], Jini[Jini 2005] e UpnP[UPnP 2005], entretanto elas pressupõem a existência de servidores especializados na rede.

Além destas, existem propostas para redes com fio e Internet que não dependem da existência de servidores específicos, sendo normalmente utilizadas em ambientes Peer-to-Peer (P2P). Diversas pesquisas são realizadas nestes ambientes que apresentam grandes desafios em termos de escalabilidade e dinamicidade. Algumas das propostas são Pastry [Rowstron and Druschel 2001], Tapestry [Zhao et al. 2001], CAN

[Ratnasamy et al. 2000], Chord [Stoica et al. 2001] e Symphony [Manku et al. 2003], e existem inclusive produtos disponíveis, tais como Gnutella [Gnutella 2005] e JXTA [JXTA 2005]. Entretanto, diferente das redes ad hoc, no caso das P2P, escalabilidade normalmente se refere à existência de milhares a milhões de nós, e dinamicidade se refere à entrada e saída de nós da rede em uma escala de minutos ou horas de permanência, sem mudança de localização.

Já as redes *ad hoc*, pela ausência de infra-estrutura, carência de recursos de energia e banda disponível, apresentam desafios de escalabilidade para se alcançar algumas centenas de nós cooperando eficientemente. E a dinamicidade é substituída pela mobilidade, com troca de vizinhança, quebra de rotas e demais dificuldades advindas dela.

Neste contexto, este artigo apresenta uma proposta de mecanismo de descoberta de serviços em redes *ad hoc*, utilizando-se de alguns conceitos de redes P2P, principalmente os relativos à descentralização, auto-organização e *self-healing*. No entanto não é realizada uma aplicação direta de uma solução P2P para as redes ad hoc, por crer que ambas possuem escopos distintos, conforme mencionado.

A proposta apresentada constrói três planos de abstração para rede: a rede ad hoc real; a rede sobreposta, composta somente de nós chamados diretórios, e que possuem função similar ao de *superpeers* de P2P; e o anel mantenedor da tabela de serviços, composto também por estes nós diretórios.

Este artigo apresenta os conceitos gerais envolvidos na proposta completa e detalha e avalia o primeiro plano de abstração e o mecanismo de construção do segundo plano. Para isto ele está organizado da seguinte forma: na Seção 2 são apresentados os trabalhos relacionados, primeiramente em redes P2P e posteriormente em redes *ad hoc*; na Seção 3 é feita a descrição teórica da proposta completa e apresentado um modelo analítico da construção do segundo plano de abstração; na Seção 4 são discutidos detalhes de implementação do primeiro plano e do mecanismo de construção do segundo plano, e são apresentados resultados obtidos por simulação, que são comparados a outros trabalhos; e na Seção 5 finalizamos com conclusões sobre os resultados obtidos, discorremos sobre as principais contribuições e apresentamos os trabalhos futuros.

## **2. Trabalhos relacionados**

Esta seção apresenta alguns trabalhos relacionados divididos em duas subseções: uma que aborda trabalhos relativos a P2P, de forma a esclarecer algumas opções adotadas pela presente proposta; e outra sobre trabalhos referentes à descoberta de serviço em redes *ad hoc* subdividida em trabalhos que utilizam recursos dos protocolos de roteamento para este objetivo e outros independentes do protocolo de roteamento adotado.

### **2.1. Em P2P**

Abordamos aqui somente dois trabalhos de P2P, *Chord* [Stoica et al. 2001] e *Symphony* [Manku et al. 2003], que transformam uma descrição de serviço em uma chave de acesso rápido - índice - a uma tabela de serviços. A criação desta chave baseia-se na aplicação de funções *hash*.

Uma vez criada a tabela, o grande desafio é distribuir fragmentos desta tabela de forma eficiente e consistente na rede, uma vez que não deve existir centralização, criando

o conceito de *Distributed Hash Table* ou DHT. Em ambos trabalhos, os nós são dispostos em um anel virtual, onde a cada segmento de arco corresponde uma fração da tabela *hash*. Inicialmente cada nó tem conhecimento do nó seguinte e do anterior no anel, entretanto uma consulta, somente com este conhecimento, levaria a uma busca circular em todo o anel, que considerando todas as variáveis uniformemente distribuídas, percorreria em média  $N/2$  nós, onde  $N$  é o número de nós da rede.

Para reduzir este espaço de busca, [Stoica et al. 2001] propõe a criação de conexões entre os nós em aproximadamente  $N/2$ ,  $N/4$ ,  $N/8$ , etc. do anel. Isto permite saltos dentro do anel e reduz o espaço de busca para  $O(\log N)$ , tornando a busca eficiente. Entretanto o custo de manutenção e troca de conexões se torna elevado quando ocorrem muitas entradas e saídas de nós da rede.

Alternativamente, [Manku et al. 2003] propõe a adoção de conexões estabelecidas de forma aleatória através de uma função com distribuição de probabilidade dependente do inverso do quadrado da distância no anel. Esta idéia é uma aplicação do estudo de [Kleinberg 2000], e torna o custo por conta da dinamicidade da rede bem inferior, pois não há mais a necessidade do recálculo das frações do anel quando da entrada e saída de nós, somente o estabelecimento das vizinhanças e conexões de longa distância deles. Nesse trabalho, ainda, uma das considerações finais apresentada é a de em trabalhos futuros a proximidade - na rede física, e não no anel - ser levada em conta no estabelecimento das conexões aleatórias.

## 2.2. Em redes Ad Hoc

### 2.2.1. Associado ao protocolo de roteamento

Uma das possibilidades para realizar descoberta de serviço em redes *ad hoc* é fazer uso das funcionalidades dos protocolos de roteamento. O principal motivo para isto é a semelhança entre ambas tarefas, onde a principal diferença é que na descoberta de serviço a busca não é unívoca como no roteamento, ou seja, deseja-se encontrar algumas das possíveis instâncias de serviços disponíveis na rede. Também não há, em princípio, o interesse na descoberta do melhor caminho para se chegar até cada serviço, uma vez que esta tarefa seria realizada depois pelo protocolo de roteamento.

Um dos trabalhos que avaliam a associação da descoberta de serviço em redes *ad hoc* e protocolos de roteamento é [Garcia-Macias and Torres 2005], onde uma busca por serviço é associada a uma busca por nó através do protocolo AODV. Em [Koodli and Perkins 2002], temos proposta bem semelhante na forma de *Internet draft*, porém já expirado.

[Conti et al. 2005] e [Vara et al. 2005] também apresentam propostas de descoberta de serviço associadas a protocolos de roteamento. Tais propostas utilizam conceitos de otimização de camadas (*cross-layer*) mas essencialmente fazem com que mensagens específicas dos protocolos de roteamento carreguem as mensagens de descoberta de serviço (*piggybacking*). Esta técnica apresenta bons resultados, pois não altera substancialmente a sobrecarga na rede, conforme resultados que apresentam, entretanto perdem em flexibilidade por ficarem atreladas aos protocolos específicos de roteamento. Desta forma, cremos que a adoção de mecanismos de *cross-layer* deva ser adaptativa e permitir a utilização com qualquer protocolo de roteamento.

Em [Helal et al. 2003], é proposto o protocolo Konark para descoberta e oferta de serviços, onde os serviços são descritos através de XML, aumentando significativamente a flexibilidade. Entretanto o processo de descoberta em si é dependente da pré-existência de roteamento *multicast* na rede *ad hoc*.

### 2.2.2. Independente do protocolo de roteamento

[Doval and O'Mahony 2002] apresenta uma proposta onde a rede é inundada pelas mensagens de busca de serviços enviadas pelos clientes, de forma independente do protocolo de roteamento utilizado. Este procedimento, onde o cliente atua ativamente lançando a busca, enquanto os servidores aguardam passivamente pela mensagem, é chamado de método *pull*. Em contraposição temos o método *push*, onde os servidores anunciam seus serviços ativamente, e os clientes os utilizam conforme aprendem. É possível também conjugar as duas formas em um método híbrido, onde ambos atuam ativamente, tanto os servidores divulgando ou cadastrando seus serviços como os clientes enviando consultas.

Em [Helmy et al. 2003] e [Lenders et al. 2005] também temos propostas de mecanismos de descoberta de serviço independentes dos protocolos de roteamento. Em [Sailhan and Issarny 2005], apesar de classificado como independente, o mecanismo utiliza fortemente informações que são típicas do protocolo OLSR, tais como escolha de *MultiPoint Relays* (MPR), tornando sua implementação mais complexa em conjunto com outros protocolos de roteamento.

A proposta em [Helmy et al. 2003] utiliza conceitos de *small world* para estabelecer uma rede de contatos de longa distância na rede *ad hoc*. Entretanto por não usar nenhum mecanismo de localização geográfica dos nós, os contatos são estabelecidos de forma aleatória, se contrapondo ao proposto por [Kleinberg 2000]. Além disto, é necessária a adoção de um protocolo de roteamento que descubra a topologia numa zona de  $H$  saltos.

Em [Lenders et al. 2005], temos uma proposta classificada como ortogonal, por não depender de característica alguma do protocolo de roteamento, e que ainda assim pode se valer de mecanismos de *cross-layer* para ser otimizada, por exemplo no processo de inundação da rede. Esta proposta utiliza a idéia de modelar cada instância do serviço como uma carga eletrostática, que gera um campo sobre a rede, e considerar as consultas como cargas de polaridade inversa, sendo atraídas para o serviço de acordo com o gradiente de campo. Entretanto para a informação de campo gerado por uma instância de serviço se propagar a todos os nós, é necessária uma inundação na rede.

Para contornar este problema, [Lenders et al. 2005] ainda propõe um mecanismo de redução de inundação, através de *cache* nos nós, que entretanto só funciona para múltiplas instâncias do mesmo tipo de serviço. Considerando que uma rede pode possuir diversos tipos de serviços distintos, irá existir um tipo de campo para cada tipo de serviço. Além disto, para alguns tipos de serviço, tais como Servidores de Arquivos e de aplicações *Web*, ainda existe a necessidade de se encontrar o servidor que dispõe do serviço específico, levando não a um anúncio do serviço "compartilhamento de arquivos", por exemplo, mas sim à descrição ou nome do arquivo disponível, o que leva necessariamente a um aumento na relação serviços/nó.

Em [Sailhan and Issarny 2005], estas limitações são de certa forma contornadas através da utilização de uma rede sobreposta. Utilizando conceito típico de redes P2P, alguns nós são eleitos como nós diretórios e os serviços são cadastrados nestes nós. Igualmente, as consultas são direcionadas aos mesmos, que atuando na forma de *superpeers*, responderão as consultas.

### 3. Arquitetura Proposta

Nesta seção é apresentada a motivação para o desenvolvimento da arquitetura, feita a descrição da proposta completa e apresentado um modelo analítico da construção da rede sobreposta constituída pelos nós diretórios.

#### 3.1. Motivação

A idéia básica de nossa proposta inicia-se com a seguinte avaliação e adequação do trabalho em [Lenders et al. 2005]: o número de mensagens por nó por segundo -  $NrMsg/nó$  - cresce linearmente com o número de servidores, conforme (Figura 3), Portanto:

$$NrMsg/nó = O(nr\text{servidores})$$

Se considerarmos que o número de servidores é uma fração constante do número de nós da rede, ou  $nr\text{servidores} = K * nrnós$ , teremos então:

$$NrMsg/nó = O(K * nrnós) = O(nrnós)$$

Implicando em limitação a escalabilidade. Além disto, para alguns tipos de serviço, conforme mencionado na seção 2.2.2, podemos ter uma elevada relação serviços/nós.

Estes argumentos reforçam a idéia de utilizar uma rede sobreposta (rede *overlay*), e portanto nos levou a considerar somente um único tipo de serviço - o serviço de nó diretório (DN) - de forma análoga à proposta de [Sailhan and Issarny 2005].

Neste modelo, uma consulta por um determinado serviço deve chegar até um nó diretório, que responderá a consulta ou a distribuirá na rede sobreposta, composta de nós diretórios. Para que isto funcione adequadamente algumas premissas devem ser atendidas, tais como que cada nó cliente deve ter conhecimento da existência de pelo menos um nó diretório e que cada nó diretório deve ter conhecimento da existência de outros nós diretórios para que possa encaminhar as consultas a eles, mesmo que indiretamente.

#### 3.2. Descrição da Arquitetura

##### 3.2.1. Mensagens Utilizadas

As mensagens utilizadas na arquitetura são as seguintes:

- Mensagem de anúncio: enviada regularmente pelos DNs em broadcast, inundando a rede em até  $H$  saltos.
- Mensagem de *hello*: enviada regularmente por todos os nós, em broadcast, aos seus vizinhos de 1 salto. Esta mensagem carrega a informação de contribuição dos DNs que o nó calcula usando a expressão:

$$Contrib_n = \sum_{\forall DN \in V_{H_n}} \frac{1}{h}$$

onde  $V_{H_n}$  é a vizinhança de  $H$  saltos do nó  $n$  e  $h$  é a distância em saltos de cada DN até  $n$ .

- Mensagem de consulta: enviada pelos clientes em busca de um serviço, seguindo o gradiente de contribuições até alcançar um DN, que a responderá em unicast.
- Mensagem de cadastramento: enviada pelos servidores para cadastrar seus serviços, seguindo o gradiente de contribuições até alcançar um DN.
- Mensagem de busca na rede sobreposta: enviada pelo DN para os demais DNs, quando não é possível responder imediatamente a uma mensagem de consulta. Esta mensagem segue pela rede overlay conforme proposto em [Manku et al. 2003].

### 3.2.2. Planos de Abstração

Nossa arquitetura possui três níveis de abstração: a primeira referente à rede *ad hoc* real, definida pela distribuição geográfica ou topográfica dos nós; a segunda, obtida na rede sobreposta, composta de uma pequena parcela dos nós da rede real, que são os nós diretórios, sendo que nesta rede temos os vizinhos virtuais, que são outros nós diretórios dentro da área de influência de  $H$  saltos um do outro; e a terceira abstração é a rede de distribuição da DHT, onde os nós diretórios se organizam em um anel conforme idéia proposta por [Manku et al. 2003] e citada ao final da seção 2.1.

Objetivando escalabilidade, nossa proposta evita fazer uma inundação completa na rede. Cada nó diretório inunda sua vizinhança por  $H$  saltos, de forma que todos os nós dentro desta vizinhança tenham conhecimento sobre sua existência e calculem uma contribuição gerada por ele, de acordo com a distância em número de saltos.

De forma análoga a [Lenders et al. 2005], cada nó então calcula um somatório correspondente à composição das contribuições de todos os nós diretórios que se anunciaram a ele. Esta informação é colocada na mensagem de *hello* e enviada a todos os vizinhos de 1 salto. Quando do encaminhamento de mensagens, tanto de consulta quanto de cadastramento, cada nó envia ao seu vizinho que possua maior somatório de contribuições, seguindo o gradiente até o destino.

Para proporcionar a cobertura de toda rede por nós diretórios, as regiões não atendidas deverão realizar a promoção de um nó comum a nó diretório. Escolhemos nomear este processo de promoção para distingui-lo de um processo de eleição como o proposto em [Sailhan and Issarny 2005]. No nosso caso, a decisão de promoção é local e independente de outras trocas de mensagens além das já estipuladas no mecanismo. Apesar de baseado somente em informações locais, este processo de promoção é adaptativo, e permite uma cobertura uniforme da rede com um número controlado de nós diretórios, conforme demonstramos na seção 3.3.

O processo de promoção inicia-se quando um nó realiza o cálculo de contribuições de DN e obtém valor nulo, indicando a inexistência de DN dentro de sua vizinhança de  $H$  saltos. Neste caso o nó agenda um tempo aleatório para fazer nova verificação das contribuições. Caso após este tempo elas continuem nulas, o nó se promove e passa a emitir mensagens de anúncio.

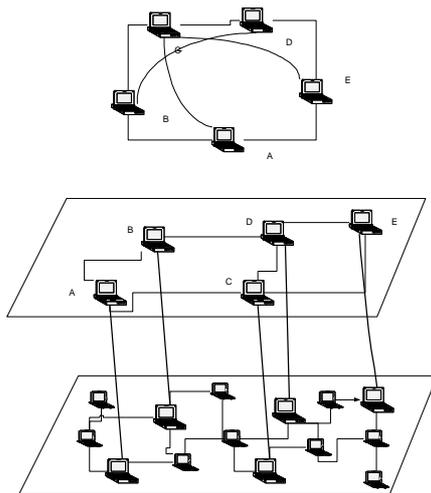
Os nós da rede podem possuir uma predisposição a se tornarem nós diretórios.

Isto pode ser obtido através de configuração e os principais fatores a serem avaliados seriam energia disponível, capacidade de processamento, mobilidade e interesse intrínseco em promoção, que pode ocorrer, por exemplo, quando um nó possuir muitos serviços disponíveis. No processo de promoção, a predisposição somente afeta a escolha do tempo aleatório utilizado para reavaliação das contribuições dos nós diretórios, fazendo os nós menos dispostos aguardarem intervalos maiores. Em nossa implementação inicial não fizemos distinção entre os nós, possuindo todos a mesma predisposição.

Uma outra vantagem da utilização de nós diretórios é a possibilidade de resposta múltipla para uma consulta. No caso da existência de diversas instâncias de um serviço, o nó diretório pode responder com todas as possibilidades, deixando a cargo do cliente a escolha do servidor mais adequado.

No segundo plano, cada nó diretório mantém uma tabela de vizinhos virtuais, ou vizinhos na rede sobreposta, através do recebimento das mensagens de anúncio, que atuam para este segundo plano de forma similar às mensagens de *hello* para o primeiro. Esta tabela de vizinhos é utilizada para encaminhamento das mensagens de busca na rede sobreposta.

No terceiro plano, para a distribuição da tabela de serviços na rede sobreposta, propomos uma simplificação do trabalho de [Manku et al. 2003]. O processo significa cadastrar cada serviço numa tabela *hash*, e distribuir esta tabela, conforme o que é chamado de DHT, mas considerando que os requisitos de escalabilidade no caso de redes *ad hoc* são de ordem de grandeza inferior aos de redes P2P. Então o anel estabelecido é dividido em setores previamente estipulados, e cada nó diretório escolhe seu setor de localização. Para a criação dos contatos de longa distância no anel, propomos a utilização dos vizinhos virtuais da rede sobreposta, que por sua vez são os vizinhos de até  $H$  saltos no primeiro plano, e desta forma aproveitando automaticamente uma informação de proximidade já existente e implementando a idéia citada ao final da seção 2.1.



**Figura 1. Diagrama de planos de abstração**

Estas três visualizações da rede podem ser observadas na Figura 1, onde no plano inferior está a rede real, da qual alguns nós são destacados para serem nós diretórios. No plano intermediário está a rede sobreposta que é composta somente de nós diretórios, no caso nomeados A, B, C, D e E. No plano superior está o anel que mantém a DHT, onde os

**Tabela 1. Notação adotada**

$N$	Número de nós
$R$	Raio da rede
$A = \pi R^2$	Área
$\delta = \frac{N}{A}$	Densidade
$r$	Raio de alcance de transmissão
$H$	TTL da inundação do nó diretório
$Nv_H$	Número de vizinhos de até $H$ saltos
$N_{DN}$	Número total de nós diretórios
$\delta_{DN} = \frac{N_{DN}}{A}$	Densidade de nós diretórios
$f(\delta, H, r)$	Área média da vizinhança de $H$ saltos do nó $n$
$Tx$	Taxa de envio de mensagens de anúncio por um DN

nós se organizam de acordo com a seqüência de setores, mas estabelecem vizinhanças de longa distância semelhante à descrita em [Manku et al. 2003], sendo que estas ligações de longa distância são criadas quando da existência de vizinhanças virtuais no segundo plano. Por exemplo, a ligação A-C no anel decorre do fato de existir vizinhança entre A e C na rede virtual, e que é consequência de A e C serem vizinhos de até  $H$  saltos no primeiro plano.

### 3.3. Modelo Analítico

O objetivo de nosso modelo é estimar as mensagens de controle geradas na rede, e comprovar a escalabilidade de nossa arquitetura em função do número de nós na rede. Além disto, buscamos estimar a influência do parâmetro  $H$  no funcionamento da arquitetura.

Para descrever analiticamente o modelo proposto, utilizamos as variáveis definidas na Tabela 1 que parametrizam a rede, considerada como uma área circular.

Considerando que um nó pode ser um nó comum ou nó diretório, e supondo que a distribuição de DN na rede é uniforme, uma vez que a distribuição de nós é uniforme e a promoção se baseia em um tempo aleatório, podemos considerar a quantidade de DN em uma área como uma variável aleatória com distribuição binomial, onde:

$$P(x = k) = \binom{n}{k} p^k (1 - p)^{n-k} \quad (1)$$

Sendo  $p$  a probabilidade de um nó ser um nó diretório, que é igual a  $\frac{N_{DN}}{N}$ ,  $k$  a quantidade de DN na amostra (área) e  $n$  a quantidade de nós na amostra (área).

Considerando a amostra como os nós existentes em uma área de  $H$  saltos, a quantidade média de nós na amostra é:

$$Nv_H = f(\delta, H, r) \times \delta = f(\delta, H, r) \times \frac{N}{\pi R^2} \quad (2)$$

Fazendo  $k = 0$ , temos:

$$P(x = 0) = \left(1 - \frac{N_{DN}}{N}\right)^{Nv_H} \quad (3)$$

Que é a probabilidade de não existir nenhum DN vizinho de  $H$  saltos de um nó. Entretanto, caso um nó não possua um DN vizinho de  $H$  saltos ele deverá entrar no processo

de promoção. Supondo que o mecanismo converge, não deveríamos ter mais nós sendo promovidos, então:

$$(1 - \frac{N_{DN}}{N})^{N v_H} \times N < 1 \quad (4)$$

Resolvendo a inequação temos:

$$N_{DN} > N(1 - (\frac{1}{N})^{\frac{1}{N v_H}}) \quad (5)$$

E neste caso teremos em média menos de 1 nó sem um DN vizinho de  $H$  saltos, e não deverão ocorrer mais promoções. Então podemos considerar a igualdade como uma aproximação do número de DN na rede:

$$N_{DN} = N(1 - (\frac{1}{N})^{\frac{1}{N v_H}}) = N(1 - (\frac{1}{N})^{\frac{1}{f(\delta, H, r) \times \frac{N}{\pi R^2}}}) \quad (6)$$

Como cada DN envia  $Tx$  mensagens de anúncio por segundo, o número de mensagens originadas pelos DN por segundo, será:

$$Msg/s = (N(1 - (\frac{1}{N})^{\frac{1}{N v_H}}) \times Tx \quad (7)$$

Entretanto, cada mensagem enviada por um DN será retransmitida por cada vizinho de  $H - 1$  saltos dele. Então o número de mensagens de anúncio geradas por segundo será:

$$MsgAnuncio/s = (N(1 - (\frac{1}{N})^{\frac{1}{N v_H}}) \times Tx \times \delta \times f(\delta, H - 1, r) \quad (8)$$

Entretanto, da definição de  $\delta$  e de (2):

$$MsgAnuncio/(s.N) = f(\delta, H - 1, r) \times Tx \times \frac{N}{\pi R^2} \times (1 - (\frac{1}{N})^{\frac{1}{f(\delta, H, r) \times \frac{N}{\pi R^2}}}) \quad (9)$$

Uma vez que podemos demonstrar que  $N \times (1 - (\frac{1}{N})^{\frac{k}{N}})$  tende a  $kLn(N)$  quando  $N$  tende a infinito, obtemos  $MsgAnuncio/(s.N) = O(Ln(N))$  e teremos no nosso caso, para grandes valores de  $N$ , as equações:

$$MsgAnuncio/(s.N) = \frac{f(\delta, H - 1, r)}{f(\delta, H, r)} \times Ln(N) \times Tx \quad (10)$$

e

$$N_{DN} = \frac{\pi R^2}{f(\delta, H, r)} \times Ln(N) \quad (11)$$

Então precisamos estimar o valor de  $f(\delta, H, r)$ . Primeiro, o valor máximo desta área ocorre quando sempre temos nós no limite do alcance  $r$ . Neste caso, que equivale a  $\delta$  muito elevado (ou  $N$  muito grande), teremos:

$$f(\delta, H, r) = \pi(rH)^2 \quad (12)$$

Por outro lado, podemos considerar como extremo inferior para  $f(\delta, H, r)$  o caso onde os nós são colocados a  $\frac{r}{2} + \delta r$ . Apesar deste não ser efetivamente o pior caso podemos, sem perda de generalidade, para uma rede com distribuição aleatória e com densidade não muito reduzida, que possibilite o não particionamento da rede, considerar este como limite inferior de  $f(\delta, H, r)$ , e teremos:

$$f(\delta, H, r) = \pi(\frac{r}{2}H)^2 \quad (13)$$

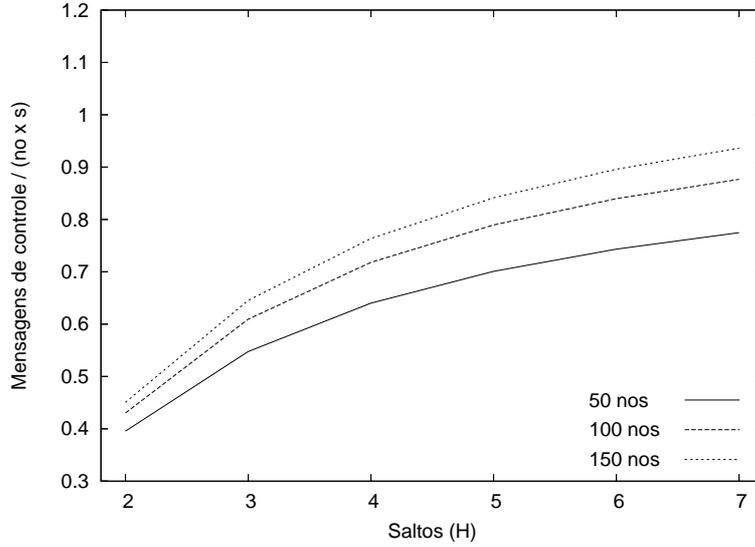
Utilizando valor máximo para  $f$ :

$$MsgAnuncio/(s.N) = \frac{(H-1)^2 r^2}{R^2} \times N \times \left(1 - \left(\frac{1}{N}\right)^{\frac{R^2}{NH^2 r^2}}\right) \times Tx \quad (14)$$

E obtemos, para  $H > 1$ :

$$MsgAnuncio/(s.N) = \frac{(H-1)^2}{H^2} \times Ln(N) \times Tx \quad (15)$$

Para obter a quantidade de mensagens de controle geradas no primeiro plano, devemos adicionar as mensagens de *hello*, que são geradas na mesma taxa  $Tx$  por todos os nós. Então podemos obter este total pela adição de  $Tx$  à equação 15, obtendo o gráfico (Figura 2) quando  $Tx = 0.2Msg/s$  e os demais parâmetros de acordo com o citado no início da seção 4.1.



**Figura 2. Modelo Analítico**

A estimativa de  $N_{DN}$  é mais dependente dos valores de  $f(\delta, H, r)$ , mas podemos aproximá-la para:

$$N_{DN} = \frac{R^2}{r^2 H^2} \times Ln(N) \quad (16)$$

Nas equações 15 e 16, o produto  $Hr$  não pode ser muito maior que  $R$ , pois então teríamos uma inundação completa na rede, e neste caso as frações devem ser substituídas por 1.

## 4. Avaliação

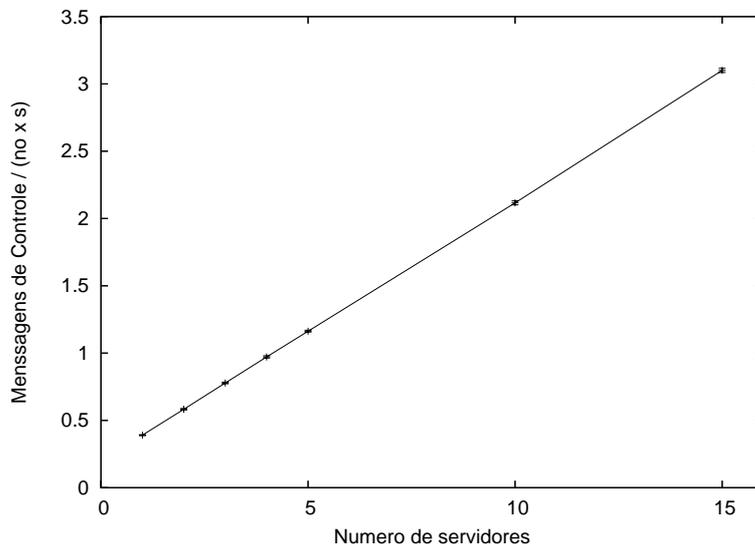
Nesta seção será descrita a implementação tanto do primeiro quanto do segundo plano de abstração da arquitetura, assim como, os resultados de simulações obtidos.

### 4.1. Implementação

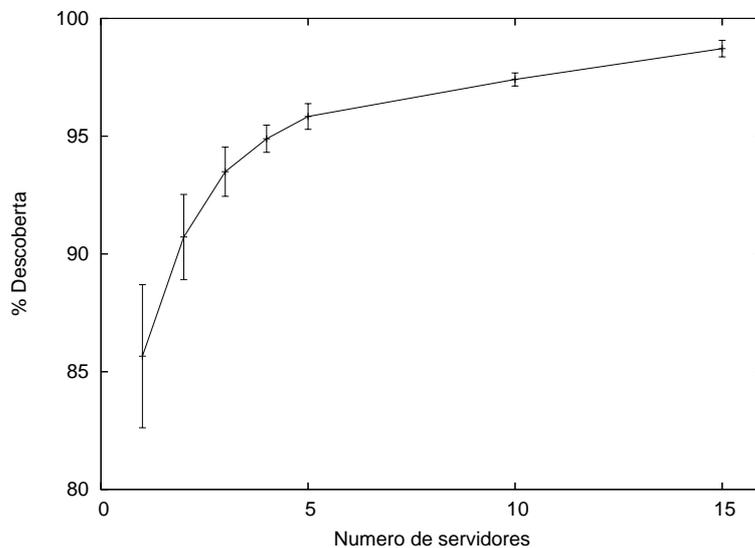
Para avaliar a proposta, utilizamos o simulador ns-2, versão 2.29. Foram realizadas duas implementações, a primeira equivalente a proposta de [Lenders et al. 2005], com a qual obteve-se, para o mesmo cenário de 1300 por 1500 metros, 100 nós, 10 clientes gerando 4 consultas por segundo, mobilidade aleatória com velocidade de até 20m/s, sem pausa e 1000 segundos de simulação, resultados semelhantes ao original.

Utilizando ainda a primeira implementação, foram realizadas novas simulações em outros cenários para se obter uma análise mais detalhada do funcionamento do mesmo.

Também se optou por reduzir o tempo de simulação para 200 segundos, entretanto iniciando o envio de consultas somente após 16 segundos, de forma a retirar o período inicial de convergência dos protocolos. Primeiro variou-se o número de servidores em 1, 2, 3, 4, 5, 10 e 15, obtendo-se os gráficos das Figuras 3 e 4.



**Figura 3. Número de mensagens de controle**

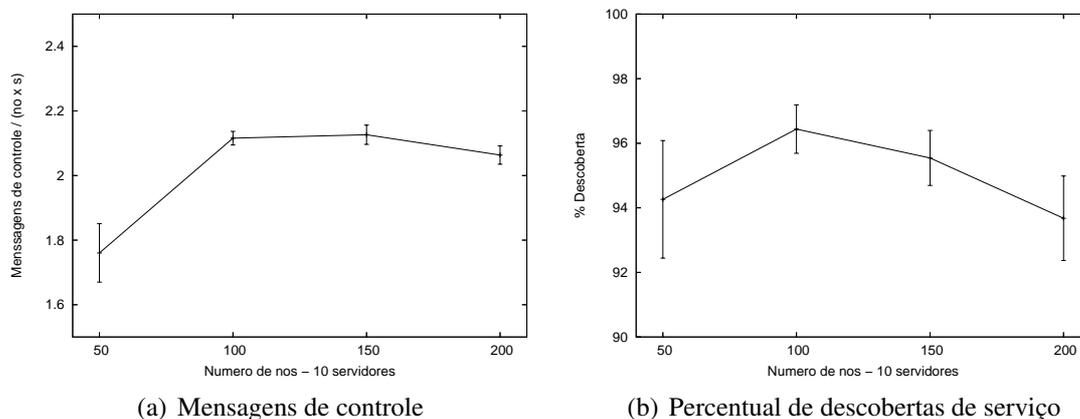


**Figura 4. Percentual de descobertas de serviço**

Destes gráficos destaca-se o fato que o protocolo sofre com a redução do número de servidores, conforme (Figura 4), apresentando menor índice de descoberta de serviço e maior intervalo de confiança. Desta forma, podemos concluir que a proposta em [Lenders et al. 2005] tem melhor desempenho para uma relação ótima de número de servidores por nó (aproximadamente 1 para 10). Caso o número de servidores seja baixo, a eficiência em termos de descoberta será baixa, e caso o número seja muito elevado, a sobrecarga na rede irá crescer, pois mesmo considerando a redução de inundação através

de *cache* intermediário, apesar do número de mensagens não crescer tanto, o número de *bytes* de controle cresce linearmente com o número de servidores.

Ainda com simulação de 200s, consultas a partir de 16s, e 10 servidores, variou-se o número de nós entre 50 e 200, conforme as Figuras 5(a) e 5(b).



**Figura 5. Mensagens de controle e Percentual de descobertas de serviço**

Destes gráficos, vemos na proposta de [Lenders et al. 2005] que o número de mensagens de controle por nó é quase constante em função do número de nós, ou seja, o número total de mensagens de controle na rede varia linearmente com o número de nós.

#### 4.2. Métricas e Variáveis

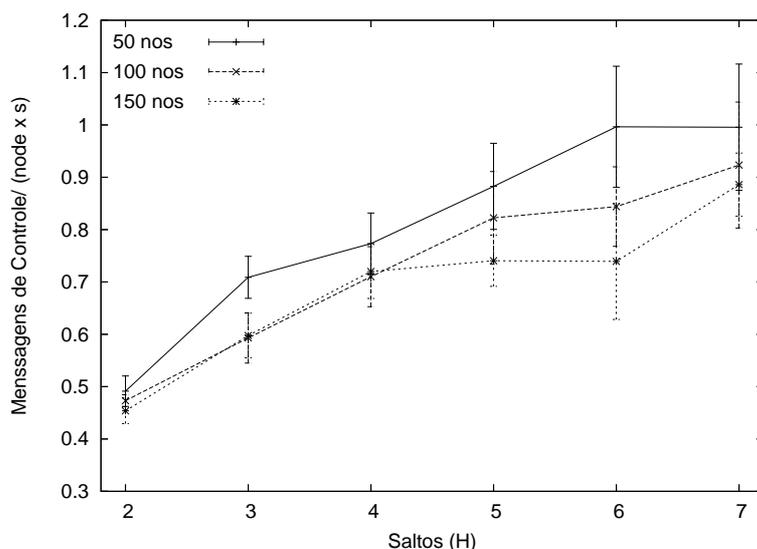
A segunda implementação refere-se ao protocolo proposto. As seguintes métricas são utilizadas para avaliação da arquitetura:

- percentual de descoberta de serviços, calculada como a fração das mensagens de consultas que chegam a um nó diretório pelo total de mensagens de consulta geradas;
- número de mensagens de controle enviadas ou encaminhadas por segundo, normalizado pelo número de nós. Esta normalização é importante quando se faz a comparação da quantidade de mensagens geradas em redes com tamanhos e números de nós diferentes.
- tempo médio de descoberta, calculado somente como tempo da consulta chegar até um nó diretório.

#### 4.3. Resultados alcançados e comparações

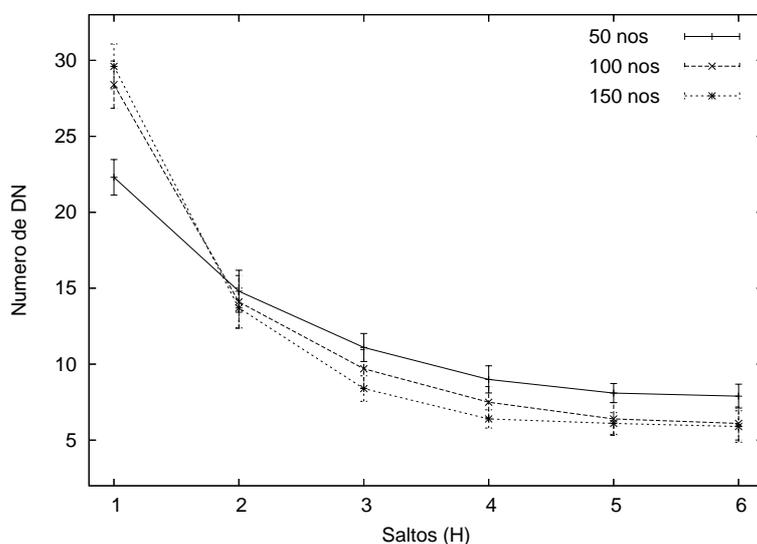
Na Figura 6 temos o número de mensagens de controle por segundo por nó obtido nas simulações. Este gráfico apresenta resultados bastante semelhantes ao da Figura 2, indicando a validade do modelo analítico apresentado. Pequenas alterações ocorrem pelo fato que o processo de promoção é dependente de um tempo aleatório, permitindo em alguns casos um ligeiro aumento no número de promoções.

Na Figura 7 vemos o número médio de DN promovidos. Os valores obtidos já apresentam uma discrepância considerável em comparação ao do modelo analítico. Neste caso, além das questões temporais, acrescenta-se o fato da estimativa da área de inundação



**Figura 6. Mensagens de controle**

$(f(\delta, H, r))$  não ter sido mais bem construída, uma vez que não alteraria substancialmente o resultado de mensagens de controle, objetivo principal do modelo. Ainda assim, nota-se que a tendência de comportamento é a estimada pelo modelo analítico.



**Figura 7. Número de nós diretórios**

Na Figura 8(a) temos os tempos médios de descoberta. Ainda que este tempo seja diferente do tempo de descoberta de serviço da arquitetura, que deveria incluir a busca na rede de nós diretórios e o retorno ao nó que gerou a consulta, este tempo se apresenta da mesma ordem que os obtidos nas simulações realizadas na nossa implementação da proposta em [Lenders et al. 2005] mostrados na Figura 8(b) e com os resultados apresentados no trabalho em [Sailhan and Issarny 2005].

Finalmente na Figura 9 é apresentado o percentual de descoberta de serviços, onde observa-se bom funcionamento, comparável aos da Figura 4.

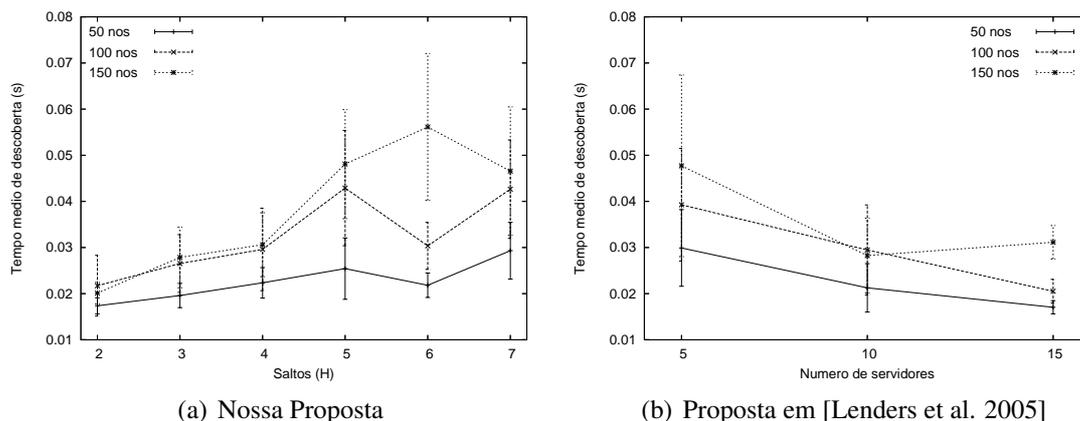


Figura 8. Tempo médio de descoberta

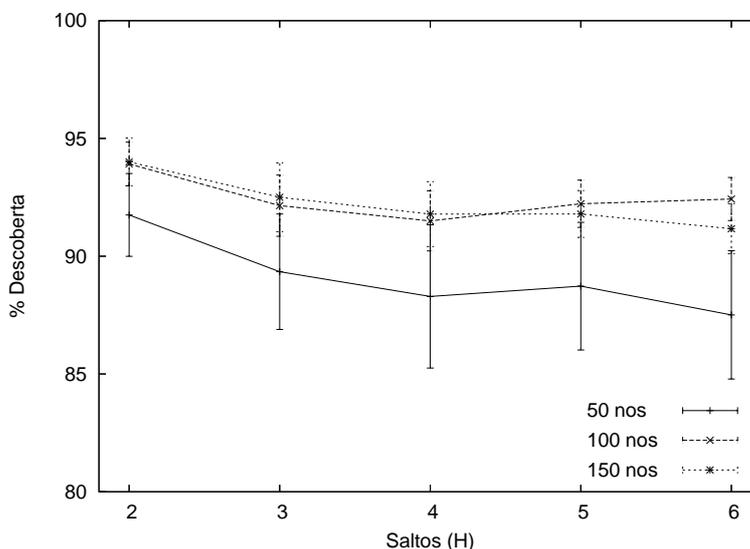


Figura 9. Percentual de descobertas de serviço

Pelos resultados obtidos, vemos que a proposta apresenta desempenho estável para todos os cenários. Conforme resultados e modelo analítico, o número de mensagens de controle por nó por segundo no primeiro plano é  $O(\ln(N))$ , indicando boa escalabilidade da arquitetura.

## 5. Conclusão

O presente trabalho tem como principais contribuições a proposta de um mecanismo de promoção dos nós a nó diretório, utilizando somente decisão local, o que é muito desejável em redes ad hoc, e a apresentação de um modelo analítico para estimar número de mensagens de controle para este mecanismo, indicando boa escalabilidade do mesmo.

Além disto, a proposta faz uma adaptação do trabalho de [Lenders et al. 2005], que não prevê a adoção de nós diretórios, e cria um mecanismo de *anycast* para mensagens de consulta e cadastramento de serviços até os nós diretórios. Também são apresentados resultados de simulação, validando o modelo analítico apresentado e o funcionamento do primeiro plano da arquitetura proposta.

Como trabalho em andamento temos a implementação de um mecanismo de despromoção de nós diretórios e do protocolo do segundo plano de abstração e sua validação. Temos como trabalho futuro a implementação completa, pelo menos para ambiente de simulação, da arquitetura proposta.

A partir da implementação completa prevemos avaliações do comportamento em cenários diferentes, alterando principalmente o processo de promoção dos nós diretórios, de forma a tirar maior rendimento em função da densidade da rede, e também considerar diferentes modelos de mobilidade, principalmente podendo usar como parâmetro de promoção dos nós diretórios as características de mobilidade. Outro trabalho futuro é medir o comportamento da arquitetura diante da exclusão de nós, comuns ou diretórios, e analisar o desempenho da proposta frente a situações de particionamento e reagrupamento da rede.

Conforme modelo analítico e resultados de simulações, a arquitetura proposta apresenta bom desempenho no seu primeiro plano de abstração, indicando boa escalabilidade e eficiência. Conquanto não possa ser comparada efetivamente com propostas completas, tais como a de [Sailhan and Issarny 2005], os resultados são promissores, principalmente considerando que os demais planos são obtidos de uma simplificação da proposta de [Manku et al. 2003] que apresenta bom desempenho e mensagens de controle da ordem do logaritmo do número de nós, que no caso de nossa adaptação serão somente os nós diretórios.

## Referências

- Conti, M., Gregori, E., and Turi, G. (2005). A crosslayer optimization of gnutella for mobile ad hoc networks. In *MobiHoc '05: Proceedings of the 6th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pages 343–354.
- Doval, D. and O'Mahony, D. (2002). Nom: Resource location and discovery for ad hoc mobile networks. In *1st Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop, Medhoc-Net*.
- Garcia-Macias, J. A. and Torres, D. A. (2005). Service discovery in mobile ad-hoc networks: better at the network layer? In *ICPP 2005 Workshops. International Conference Workshops on Parallel Processing*, pages 452–457.
- Gnutella (2005). Gnutella Protocol Development.  
<http://rfc-gnutella.sourceforge.net/> - Último acesso em 13/12/2005.
- Helal, S., Desai, N., Verma, V., and Lee, C. (2003). Konark - a service discovery and delivery protocol for ad-hoc networks. In *Third IEEE Conference on Wireless Communications and Networking (WCNC)*, volume 3, pages 2107–2113.
- Helmy, A., Garg, S., Pamu, P., and Nahata, N. (2003). Contact-based architecture for resource discovery (card) in large scale manets. In *IPDPS '03: Proceedings of the 17th International Symposium on Parallel and Distributed Processing*, page 219.1.
- Jini (2005). Jini Network Technology.  
<http://www.sun.com/software/jini/> - Último acesso em 13/12/2005.

- JXTA (2005). JXTA technology.  
<http://www.jxta.org/> - Último acesso em 13/12/2005.
- Kleinberg, J. (2000). The small-world phenomenon: An algorithmic perspective. In *STOC '00: Proceedings of the 32nd ACM Symposium on Theory of Computing*, pages 163–170.
- Koodli, R. and Perkins, C. E. (2002). *Service Discovery in Ad Hoc Networks - draft-koodli-manet-servicediscovery-00.txt*.  
<http://www.watersprings.org/pub/id/index-k.html> - Último acesso em 13/12/2005.
- Lenders, V., May, M., and Plattner, B. (2005). Service discovery in mobile ad hoc networks: A field theoretic approach. In *IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM)*, pages 120–130.
- Manku, G., Bawa, M., and Raghavan, P. (2003). Symphony: Distributed hashing in a small world. In *Proc. 4th USENIX Symposium on Internet Technologies and Systems (USITS 2003)*.
- Ratnasamy, S., Francis, P., Handley, M., Karp, R., and Shenker, S. (2000). A scalable content addressable network. Technical Report TR-00-010, Berkeley, CA.
- RFC2608 (1999). Service Location Protocol, Version 2.  
<ftp://ftp.rfc-editor.org/in-notes/rfc2608.txt> - Último acesso em 13/12/2005.
- Rowstron, A. and Druschel, P. (2001). Pastry: Scalable, decentralized object location, and routing for large-scale peer-to-peer systems. *Lecture Notes in Computer Science*, 2218:329.
- Sailhan, F. and Issarny, V. (2005). Scalable service discovery for manet. In *3rd IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications (PerCom'2005)*, pages 235–244.
- Stoica, I., Morris, R., Karger, D., Kaashoek, F., and Balakrishnan, H. (2001). Chord: A scalable Peer-To-Peer lookup service for internet applications. In *Proceedings of the 2001 ACM SIGCOMM Conference*, pages 149–160.
- UPnP (2005). UPnP Forum.  
<http://www.upnp.org/> - Último acesso em 13/12/2005.
- Vara, M. I., Cabero, J. M., Jodrá, J. L., and Fajardo, J. O. (2005). Service discovery protocol in proactive mobile ad hoc networks. In *Fourth Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop - MedHoc*.
- Zhao, B. Y., Kubiawicz, J. D., and Joseph, A. D. (2001). Tapestry: An infrastructure for fault-tolerant wide-area location and routing. Technical Report UCB/CSD-01-1141, UC Berkeley.