

## 移动自组网基于路径维持概率的按需路由协议\*

刘军<sup>+</sup>, 郭伟, 肖百龙, 黄飞

(电子科技大学 通信抗干扰技术国家级重点实验室, 四川 成都 610054)

### Path Holding Probability Based Ad Hoc On-Demand Routing Protocol

LIU Jun<sup>+</sup>, GUO Wei, XIAO Bai-Long, HUANG Fei

(National Anti-Interference Communication Technology Laboratory, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 610054, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-28-83206368, Fax: +86-28-83206368, E-mail: liuj2002@126.com, <http://www.scie.uestc.edu.cn>

**Liu J, Guo W, Xiao BL, Huang F. Path holding probability based ad hoc on-demand routing protocol. *Journal of Software*, 2007,18(3):693-701. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/693.htm>**

**Abstract:** In mobile ad hoc networks (MANET), node movement often makes the wireless link break, and results in the routing invalidation. In order to improve the stability of routing, based on the analysis of the time- $t$  holding probability of single link, an on-demand routing protocol is provided based on the time- $t$  holding probability of a whole path. With double reply of routing request from destination and reverse optimizing of middle nodes, this protocol chooses the path that has the maximal time- $t$  holding probability as the best routing. Simulations show that, compared with AODV (ad hoc on-demand distance vector) and DSR (dynamic source routing), this protocol saves the overhead of the protocol and reduces the end-to-end delay of the packet.

**Key words:** mobile ad hoc network; time- $t$  holding probability; routing protocol; double reply; reverse optimizing

**摘要:** 在移动自组网(mobile ad hoc networks,简称 MANET)中,节点的移动使无线链路经常发生断裂,从而导致路由无效.为了提高路由的稳定性,在分析单跳链路的  $t$ -时间维持概率的基础上,提出了一种基于路径  $t$ -时间维持概率的按需路由协议.该协议通过目的节点对路由请求的二次应答和中间节点对路由的反向优化来选择具有最大  $t$ -时间维持概率的路径,从而延长了路由的维持时间.仿真结果表明:与 AODV(ad hoc on-demand distance vector)和 DSR(dynamic source routing)等协议相比,该协议节省了协议开销,减小了分组的端到端时延.

**关键词:** 移动自组织网络; $t$ -时间维持概率;路由协议;二次应答;反向优化

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

Ad Hoc 网络由一组带有无线收发装置的移动节点组成,无须基站支持的动态可重构的多跳自组织网络,具有较强的容错性和鲁棒性,能够在战场、救灾等场合快速部署<sup>[1]</sup>.目前,国际上正在制定无线自组网的技术标

\* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos.60472052, 10577007 (国家自然科学基金); the Program for New Century Excellent Talents in University (新世纪优秀人才支持计划); the National Key Laboratory Foundation of National Anti-Interference Communication Technology Laboratory, UESTC under the Grant No.51434020105ZS04 (国防科技重点实验室基金)

Received 2005-12-20; Accepted 2006-03-09

准.802.11S 研究组的任务是对原 802.11 协议中定义的 Extended Service Set (ESS)进行标准化,同时对 MAC 层和 PHY 层重新进行定义,使其能够组建多跳无线自组网.IEEE 802.16 标准工作组在 2003 年 4 月颁布的 802.16a 标准中,设计了点对多点和无线自组织两种组网方式.IEEE802.15 无线个域网工作组 Mesh 研究组采用 UWB 技术,利用短距离、低成本设备通过 mesh 网方式覆盖一个较大的环境,如大会议厅、医院和机场等.

根据节点获得路由信息的途径,Ad hoc 网络的路由协议可分为按需(on-demand)和表驱(table-driven)两大类.按需路由协议(on-demand routing protocol)又称为反应式路由协议,节点并不保存及时准确的路由信息.这类协议的主要代表有 AODV(ad hoc on-demand distance vector)<sup>[2,3]</sup>,DSR(dynamic source routing)<sup>[4,5]</sup>,DYMO (dynamic MANET on-demand routing)<sup>[6]</sup>和 TORA(temporally-ordered routing algorithm)<sup>[7]</sup>等.当源节点需要向目的节点发送报文时,源节点在网络中发起路由查找过程,找到相应的路由后才开始发送报文.其拓扑结构和路由表内容是按需建立的,可能仅仅是整个网络拓扑结构的一部分.其优点是不需要周期性地广播路由信息,节省了一定的网络资源.其缺点是发送数据分组时,如果没有去往目的节点的路由,则分组需要等待建立路由所需要的时间.

表驱路由协议(table-driven routing protocol)又被称为先应式路由协议,是基于路由表周期性交换的协议.典型的表驱路由协议有:OLSR(optimized link state routing protocol)<sup>[8,9]</sup>,TBRPF(topology dissemination based on reverse-path forwarding)<sup>[10]</sup>,DSDV(destination-sequenced distance vector routing)<sup>[11]</sup>,WRP(wireless routing protocol)<sup>[12]</sup>和 STARA(system and traffic dependent adaptive routing algorithm)<sup>[13]</sup>等.先应式路由协议的路由发现策略与传统路由协议类似,节点通过周期性广播来交换路由信息.每个节点维护一张或多张表格,这些表格包含到达网络中所有节点的路由.先应式路由的优点是,当节点需要发送数据分组时,只要去往目的节点的路由存在,所需的延时就很小.缺点是需要花费较大的开销才能使路由信息紧跟当前网络拓扑结构的变化.此外,快速变化的拓扑可能使得这些路由信息过时,从而导致路由协议始终处于不收敛状态.

目前,国际上关于 Ad hoc 网络的研究正在逐步深入,研究者已经在单播路由、组播路由、传输调度、功率控制等方面发布了相关的研究成果.在众多的研究方向中,路由协议的研究仍然是 Ad hoc 网络成果最集中的部分.国内目前的研究成果主要集中在对这些协议的改进上,其他方面的研究也正逐步得到重视.

本文针对移动自组网节点经常移动的特点,在考虑单链路  $t$ -时间维持概率  $P_{m,n}(d(m,n),t)$ 的基础上提出了一种基于路径  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$ 的路由协议 THP-AORP(time- $t$  path holding probability based ad-hoc on-demand routing protocol).THP-AORP 协议通过目的节点对路由请求的二次应答和中间节点对路由的反向优化来选择已知具有最大  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$ 的且跳数最小的路径,减小链路断裂的概率.首先,我们讨论 THP-AORP 路由算法中  $P_{m,n}(d(m,n),t)$ 和  $\psi_{S,D}(t)$ 的计算问题.然后,详细介绍基于  $\psi_{S,D}(t)$ 的 THP-AORP 路由协议.第 3 节给出仿真分析.最后是本文的结论.

## 1 无线链路的维持概率

### 1.1 节点的移动

对于随机行走(random walk)的类布朗运动移动模型,任意移动节点  $i$  在时间  $t$  内的移动向量  $\vec{R}_i(t)$  由节点在  $t_0$  时刻的位置开始的一系列相互独立的移动向量  $\vec{R}_i(t_k)$  叠加而成,如图 1 所示.在每段直线运动的起始时刻,节点的移动方向  $\theta$ 服从  $(0,2\pi)$ 的均匀分布,节点的速率  $v_i$ 服从  $[0,v_{\max}]$ 均值  $\mu_i=v_{\max}/2$ ,方差  $\delta^2=v_{\max}^2/12$ 的均匀分布,然后,节点根据设定的速率与方向作时间  $t_i$ 的直线运动,其中  $t_i$ 服从参数  $1/\lambda_i$ 的指数分布,第  $k$ 次运动的终点即是第  $k+1$ 次运动的起点,且  $\angle \vec{R}_i(t_k)=\theta$ ,  $|\vec{R}_i(t_k)|=vt$ .因此,节点的移动参数可以用三元组  $\langle \lambda_i, \mu_i, \delta_i^2 \rangle$ 来表示.

其中,

$$\vec{R}_i(t) = \sum_{k=1}^K \vec{R}_i(t_k) \quad (1)$$

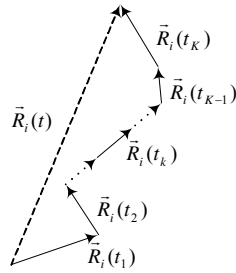


Fig.1 Complex movement of node  $i$  in time  $t$

图 1 节点  $i$  在时间  $t$  内的合成运动

如图 2 所示,在任意一段时间内,节点  $m$  和  $n$  的移动可分别用向量  $\vec{R}_m(t)$  和  $\vec{R}_n(t)$  表示,其中,  $\vec{R}_m(t)$  与  $\vec{R}_n(t)$  相互独立.用  $\vec{R}_{m,n}(t)$  表示  $m$  与  $n$  的相对移动,如图 3 所示,则有  $\vec{R}_{m,n}(t) = \vec{R}_m(t) - \vec{R}_n(t)$ . 对于移动参数为  $\langle \lambda_i, \mu_i, \delta_i^2 \rangle$  的 Random Walk 移动模型,当  $v_{\max} \ll R_t$  时,则节点  $n$  的移动向量  $\vec{R}_n(t)$  的模  $|\vec{R}_n(t)|$  近似服从参数为  $\alpha_n = 2t(\delta_n^2 + \mu_n^2) / \lambda_n$  的瑞利分布,向量  $\vec{R}_n(t)$  的角度  $\angle \vec{R}_n(t)$  服从  $(0, 2\pi)$  的均匀分布,且  $|\vec{R}_n(t)|$  与  $\angle \vec{R}_n(t)$  相互独立;节点  $m$  与节点  $n$  的相对移动向量  $\vec{R}_{m,n}(t)$  的模  $|\vec{R}_{m,n}(t)|$  近似服从参数为  $\alpha_{m,n} = \alpha_m + \alpha_n$  的瑞利分布,向量  $\vec{R}_{m,n}(t)$  的角度  $\angle \vec{R}_{m,n}(t)$  服从  $(0, 2\pi)$  的均匀分布,且  $|\vec{R}_{m,n}(t)|$  与  $\angle \vec{R}_{m,n}(t)$  相互独立(请参考文献[14]).由此可以得到节点  $m$  与节点  $n$  的相对移动向量  $\vec{R}_{m,n}(t)$  的概率密度函数.

$$f_z(z) \approx \begin{cases} \frac{z}{\alpha_{m,n}} e^{-\frac{z^2}{2\alpha_{m,n}}}, & z \geq 0 \\ 0, & z < 0 \end{cases} \quad (2)$$

$$f_\theta(\theta) = \begin{cases} \frac{1}{2\pi}, & 0 \leq \theta \leq 2\pi \\ 0, & \text{other} \end{cases} \quad (3)$$

$$f_{z,\theta}(z, \theta) \approx \begin{cases} \frac{1}{2\pi} \frac{z}{\alpha_{m,n}} e^{-\frac{z^2}{2\alpha_{m,n}}}, & z \geq 0, 0 \leq \theta \leq 2\pi \\ 0, & \text{other} \end{cases} \quad (4)$$

其中:  $z = |\vec{R}_{m,n}(t)|$ ;  $\theta = \angle \vec{R}_{m,n}(t)$ ;  $\alpha_{m,n} = \frac{2t(\delta_m^2 + \mu_m^2)}{\lambda_m} + \frac{2t(\delta_n^2 + \mu_n^2)}{\lambda_n}$ ;  $f_{z,\theta}(z, \theta)$  为  $z$  和  $\theta$  的联合概率密度函数.

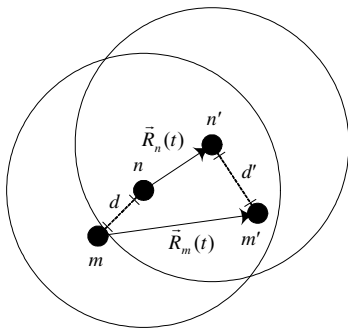


Fig.2 Independent movement of node  $m$  and node  $n$   
图 2 节点  $m$  与  $n$  的独立运动

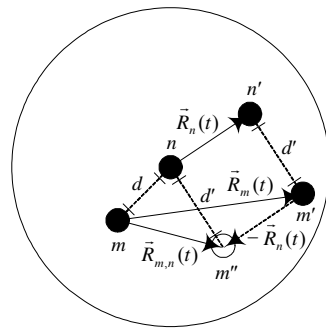


Fig.3 Relative movement of node  $m$  with node  $n$   
图 3 节点  $m$  对于节点  $n$  的相对运动

1.2 单跳链路的t-时间维持概率

定理 1. 已知节点  $m$  与邻居节点  $n$  的当前距离为  $d$ , 节点的无线覆盖半径  $R_t$ , 节点的相对移动参数  $\alpha_{m,n}$ , 则节点在时间  $t$  内仍然保持连接的概率为

$$P_{m,n}(d,t) = \int_0^\pi \left[ \frac{1 - e^{-\frac{-(\sqrt{R_t^2 - d^2 \sin^2 \theta} - d \cos \theta)^2}{\alpha_{m,n}}}}{\pi} \right] d\theta.$$

证明: 由图 4 可知, 在已知节点  $m$  与邻居节点  $n$  的距离  $d$  和节点的无线覆盖半径  $R_t$  的情况下, 节点  $m$  以方向角  $\theta$  运动与节点  $n$  断链需要移动的距离为

$$\begin{aligned} Z &= \sqrt{R_t^2 - b^2} - a \\ &= \sqrt{R_t^2 - d^2 \sin^2 \theta} - d \cos \theta \end{aligned} \tag{5}$$

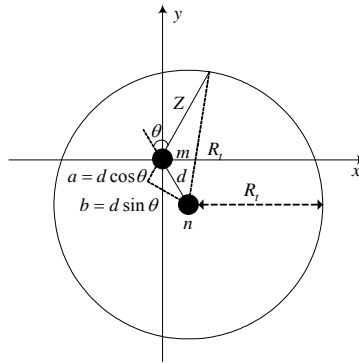


Fig.4 Sketch map of integral area of  $P_{m,n}(d,t)$

图 4  $P_{m,n}(d,t)$  的积分区域示意图

节点  $m$  与节点  $n$  在当前距离为  $d(m,n)$  的条件下, 在时间  $t$  内仍然保持连接的条件概率  $P_{m,n}(d(m,n),t)$  为: 两节点相对运动的联合概率密度函数  $f_{z,\theta}(z,\theta)$  在以节点  $n$  的位置为中心、半径为  $R_t$  的圆形区域的积分。

$$\begin{aligned} P_{m,n}(d(m,n),t) &= P(|\vec{R}_{m,n}(t_0 + t)| < R_t \mid |\vec{R}_{m,n}(t_0)| = d) \\ &= \int_0^{2\pi} \int_0^Z f_{z,\theta}(z,\theta) dz d\theta \\ &\approx \int_0^{2\pi} \int_0^{\sqrt{R_t^2 - d^2 \sin^2 \theta} - d \cos \theta} \frac{1}{2\pi} \cdot \frac{z}{\alpha_{m,n}} e^{-\frac{z^2}{2\alpha_{m,n}}} dz d\theta \\ &= \int_0^\pi \left[ \frac{1 - e^{-\frac{-(\sqrt{R_t^2 - d^2 \sin^2 \theta} - d \cos \theta)^2}{\alpha_{m,n}}}}{\pi} \right] d\theta \end{aligned} \tag{6}$$

$P_{m,n}(d(m,n),t)$  可以通过数值计算的方式获得. 图 5 给出了单个直线运动的速率分别服从 0~5m/s, 0~10m/s, 0~15m/s 和 0~20m/s 的均匀分布, 直线运动的时间服从参数为 10s 的指数分布的作 Random Walk 移动的节点单个链路的  $P_{m,n}(d(m,n),t)$  计算结果.

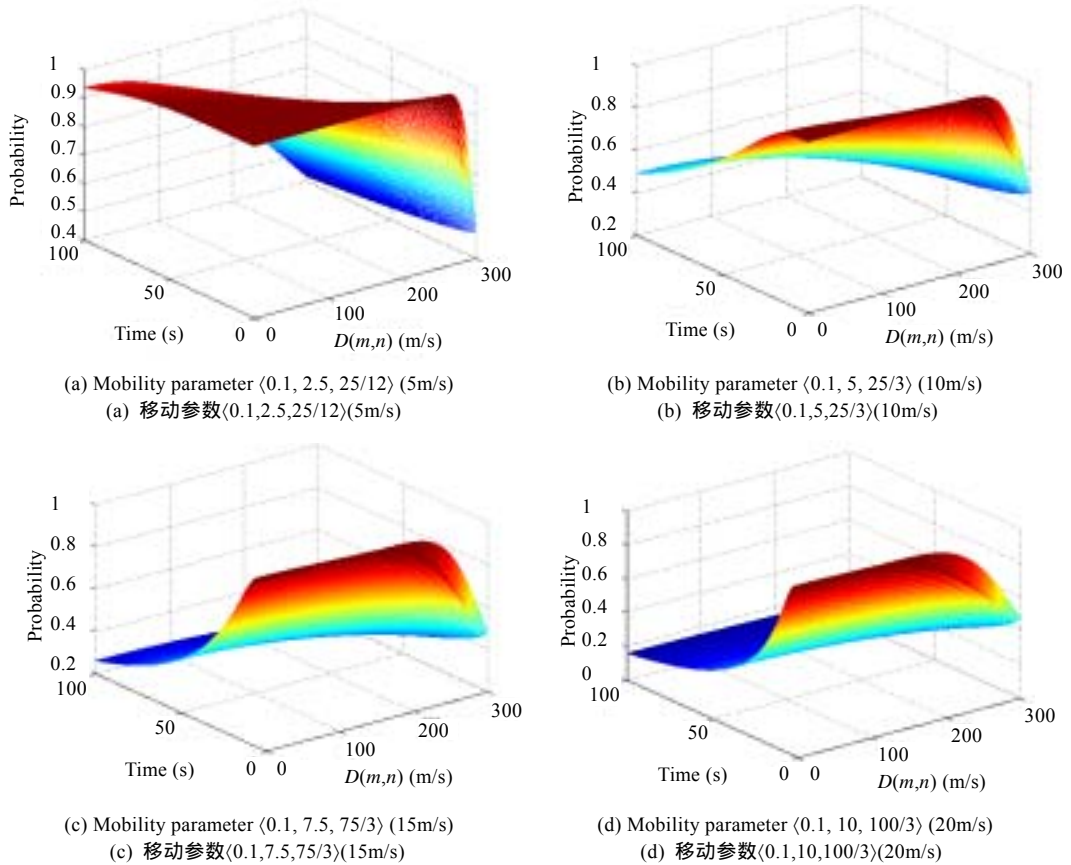


Fig.5 Time- $t$  holding probability  $P_{m,n}(d,t)$  of link

图 5 链路的  $t$ -时间维持概率  $P_{m,n}(d,t)$

### 1.3 多跳路径的 $t$ -时间维持概率

设源节点  $S$  到目的节点  $D$  的多跳路径的  $t$ -时间维持概率为  $\psi_{S,D}(t)$ , 路径由  $K$  条单链路构成, 每条链路对应的单链路的  $t$ -时间维持概率为  $P_{k,k+1}(d(k,k+1), t), k=1, 2, \dots, K$ , 则路径的  $t$ -时间维持概率为

$$\Psi_{S,D}(t) = \prod_{k=1}^K P_{k,k+1}(d(k,k+1), t) \quad (7)$$

## 2 基于路径 $t$ -时间维持概率的按需路由协议

THP-AORP 路由协议是一个按需路由协议, 与 AODV 有很多相似之处. AODV 以 DSDV 为基础, 结合 DSR 中的按需路由思想并加以改进<sup>[2]</sup>. AODV 在每个中间节点隐式保存了路由请求和回答的结果, 并利用扩展环搜索的办法来限制搜索范围. THP-AORP 路由协议同样具有上述特点. AODV 采用最短跳数优先的路由算法, 而 THP-AORP 采用最大路径  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$  优先的路由算法. 在中间节点对路由请求 RREQ 分组的处理和目的节点对路由请求的应答方面与 AODV 相比也有较大差别, 同时, THP-AORP 还具有路径反向优化能力.

### 2.1 中间节点对路由请求 RREQ 分组的处理

为了对泛洪所产生的开销进行有效的控制, 减少重复信息的传播, 协议使用 Source 和 Sequence ID 来唯一地标识 RREQ 分组. 当中间节点  $j$  收到一个来自节点  $i$  的 RREQ 分组后, 根据 Source 和 Sequence ID 来判断是否已经收到过该分组. 如果该分组为第 1 次收到, 则节点计算自己与上一跳节点链路的  $t$ -时间维持概率  $P_{i,j}(d(i,j), t)$ ,

用与 RREQ 分组中包含的路径的  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,i}(t)$  相乘后的结果  $\psi_{S,j}(t)$  替换分组中的  $\psi_{S,i}(t)$ , 节点  $j$  保存到源节点的路径  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,j}(t)$ , 设定自己的上一跳节点为该分组的转发节点  $i$ , 保存到源节点的跳数值, 然后再次转发该 RREQ 分组; 如果该分组不是第 1 次收到, 则节点将不再转发, 但与 AODV 不同的是, 节点不会简单丢弃该分组, 而是做如下工作: 再次计算自己与上一跳节点  $k$  的链路  $t$ -时间维持概率  $P_{k,j}(d(k,j), t)$ , 如果  $P_{k,j}(d(k,j), t)$  与 RREQ 分组中包含的路径的  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,k}(t)$  相乘后的结果  $\psi_{S,j}(t)$  大于节点保存的  $\psi_{S,j}(t)$ , 则替换节点保存的  $\psi_{S,j}(t)$ , 设定自己的上一跳节点为该分组的转发节点  $k$ , 保存到源节点的新的跳数值, 如果新的  $\psi_{S,j}(t)$  等于节点保存的  $\psi_{S,j}(t)$ , 并且距离源节点的新跳数距离小于原有的跳数距离, 设定自己的上一跳节点为节点  $k$ , 保存到源节点的新的跳数值; 如果重复收到的 RREQ 分组使得重新计算获得的  $\psi_{S,j}(t)$  小于节点保存的  $\psi_{S,j}(t)$ , 则丢弃该分组. 协议使用 TTL 能够有效地限制路由的长度, 同时能够控制泛洪区域. 中间节点每转发 RREQ 分组之前, 将分组的 TTL 值减 1, 如果 TTL=0, 则节点将丢弃该分组. 这样, 目的节点将得到整条路径的  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$ .

### 2.2 目的节点对路由请求的二次应答

当目的节点已知的到达源节点的路由的集合为空时, 为了缩短路由的建立时间, 目的节点收到第 1 个 RREQ 分组后立即应答 RREP, 因为这是目前已知的最优路径. 此后, 目的节点可能会收到更多的 RREQ 分组. 目的节点等待  $T_{ROUTEWAIT}$  时间. 目的节点从  $T_{ROUTEWAIT}$  时间内获得的到达源节点的路由集合中选择具有最大路径  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$  的、并且具有最小跳数的可行路径作为最优路径, 如果该路径不是第 1 次应答的路径, 则重新向源节点发送一个 RREP 分组; 否则什么也不做. 由此可以看出: 路由应答与现有的按需路由协议有所不同, 出现了对路由请求的二次应答. 二次应答策略主要用来改善路由建立时间(第 1 次应答)和寻找  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$  最大、且跳数最小的路径(第 2 次应答).

### 2.3 路径的反向优化

前面介绍了路由请求 RREQ 分组的传送过程和目的节点的二次应答, 属于路由的前向优化. 下面介绍如何通过 RREQ 分组进行路由的反向优化. 第 2.1 节已经详细描述了中间节点在收到重复的 RREQ 分组的处理上与现有 AODV 路由协议的不同, 虽然重复的 RREQ 分组不会被转发, 但中间节点  $j$  能够获得到达源节点的路径  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,j}(t)$  更大的反向路径. 路由应答分组 RREP 在反向传送的过程中, 不一定沿 RREQ 分组的来向进行, 而是不断被中间节点优化. 当路由应答 RREP 分组到达源节点时, 源节点就会获得一条  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$  更优的路径.

如图 6 所示, 箭头方向为源节点发送的路由请求 RREQ 分组的传送方向, 连线上的数值表示链路的  $t$ -时间维持概率  $P_{m,n}(d(m,n), t)$ . 假设路由请求 RREQ 分组沿节点 S1-2-3-7 ( $\psi_{S,7}(t)=0.512$ ) 先到达节点 7, 则节点 7 所知的到源节点 S 的路径  $t$ -时间维持概率为 0.512, 上一跳为节点 3, 然后路由请求 RREQ 分组沿节点 S1-6-7 ( $\psi_{S,7}(t)=0.5625 > 0.512$ ) 到达节点 7, 由于到达源节点的新路径具有更大的路径  $t$ -时间维持概率, 节点 7 修改路由的上一跳为节点 6. 目的节点 D 收到第 1 个沿 S1-2-3-4-D5 ( $\psi_{S,D}(t)=0.384$ ) 到达的路由请求分组后立即应答, 路由 RREP 分组沿 D5-4-3-2-S1 到达源节点, 源节点收到路由应答 RREP 后开始传送数据. 随即, 目的节点 D 获得 S1-2-3-7-D5 ( $\psi_{S,D}(t)=0.4096 > 0.384$ ) 的路径, 发现该路径的  $t$ -时间维持概率更大, 于是目的节点 D 沿节点 7 再次返回路由应答 RREP (路由的二次应答), 中间节点 7 发现上一跳已经变为节点 6, 于是沿节点 6 (不再是 RREQ 第 1 次来的节点 3) 将路由应答 RREP 传送给源节点 S (路由的反向优化). 源节点 S 收到新的路由应答后, 修改路由表中的下一跳, 此后, 源节点 S 产生的后续数据将沿着新的路径 S1-6-7-D5 ( $\psi_{S,D}(t)=0.45$ ) 传送.

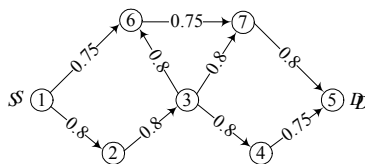


Fig.6 Example of network topology

图 6 网络拓扑示例

## 2.4 路由维护

在移动自组网中,主机的移动或通信干扰等原因会导致链路的断开,当链路断开导致路由无效时,THP-AORP 协议采用局部修复的方式进行路由维护.破裂链路两端离源节点较近的节点向目的节点发送 RREQ 分组,同时缓存源节点发来的分组(为了便于与其他无断链缓存功能的路由协议进行比较,仿真中均丢弃断链时到达的分组).当目的节点或其他下游节点收到 RREQ 分组时,重新应答 RREP 以建立新的路由,该修复过程与源节点建立路由的方式相似,同样,基于链路的  $t$ -时间维持概率进行路由判决.通过路由的局部修复,可以充分利用现有的有效路由信息,节省路由维护的开销.

## 2.5 THP-AORP路径无环证明

任意邻居节点  $m,n$  的单跳链路  $t$ -时间维持概率为  $P_{m,n}(d(m,n),t)$ ,简记为  $P_{m,n}$ .节点  $u,v$  的多跳路径  $t$ -时间维持概率为  $\psi_{u,v}(t)$ ,节点  $u,v$  的跳数记为  $H_{u,v}$ .由概率的定义,有  $0 \leq P_{m,n} \leq 1, 0 \leq \psi_{u,v}(t) \leq 1$ .假设由源节点  $S$  出发的路由在节点  $i$  处经过  $k(k>0)$  个节点回到  $i$  (这里用  $i'$  加以区分)产生环路,根据中间节点及目的节点修改上一跳节点的条件(当根据新收到的 RREQ 消息计算的到原节点的累积  $t$ -时间维持概率大于上一次计算的到源节点的累积概率,或当根据新收到的 RREQ 消息计算的到原节点的累积  $t$ -时间维持概率等于上一次计算的到源节点的累积概率且新路径的跳数更短).必然有:  $\psi_{S,i'}(t) > \psi_{S,i}(t)$  或  $\psi_{S,i'}(t) = \psi_{S,i}(t), H_{S,i'} < H_{S,i}$ .对于  $i'$ ,因为  $\psi_{S,i'}(t) = \psi_{S,i}(t) \psi_{i,i'}(t)$ ,因此有  $\psi_{i,i'}(t) > 1$ ,这与路径  $t$ -时间维持概率为  $0 \leq \psi_{u,v}(t) \leq 1$  矛盾,因此假设不成立;对于  $i$ ,因为  $k > 0$ ,因此有  $H_{S,i'} = H_{S,i} + H_{i,i'} = H_{S,i} + k > H_{S,i}$ ,这与  $H_{S,i'} < H_{S,i}$  产生矛盾,因此假设也不成立.综上所述,THP-AORP 路由协议所选的路径是无环的.

## 3 THP-AORP 路由协议性能分析

为了评价 THP-AORP 路由协议的性能,我们对 THP-AORP 路由协议开销、分组成功传送率、平均端到端时延和网络的吞吐量这 4 项指标进行了检验.它们的定义分别为:

路由协议开销 Routing Overhead (%) =  $(\text{RREQ 包个数} \times \text{RREQ 包长度} + \text{RREP 包个数} \times \text{RREP 包长度} + \text{RERR 包个数} \times \text{RERR 包长度}) / (\text{RREQ 包个数} \times \text{RREQ 包长度} + \text{RREP 包个数} \times \text{RREP 包长度} + \text{RERR 包个数} \times \text{RERR 包长度} + \text{DATA 包个数} \times \text{DATA 包长度})$ .

数据包成功接收率 Successful Packet Rate (%) =  $\text{目的节点接受的数据分组总数} / \text{源节点发送的数据分组总数}$ .该参数统计的是网络中总的丢失数据包数和总发送数据包数的比值.从这个比值中,可以看出整个网络的数据成功传递的概率.该参数能够很好地反映路由协议在传输数据时的效率.

平均端到端时延 Average End-to-End Delay (s):该参数是在接收数据时由网络层统计的,它统计的是一个数据包从源节点网络层成功到达目的节点网络层平均经过的时间.该参数能够反映网络是否通畅,时延越小证明网络越通畅.

网络吞吐量 Throughput (packets/s):统计所有目的节点在单位时间内接收到的分组个数.它反映了网络对数据业务的承载能力.

本仿真实验的软硬件环境为 Intel Pentium (R) 4 CPU 1.70GHz,256M 内存,Windows xp sp2 操作系统,选择 OPNET 10.5 作为仿真工具的通用 PC 机.仿真场景设置为 50 个节点随机分布在  $1000 \times 1000 \text{m}^2$  的矩形区域内,每个节点的无线传输半径为 250m,信道容量为 1M bps,网络中的每个节点都是数据业务源,业务分组的长度为 1024bit,分组产生时间间隔服从 0.25s 泊松分布.选择随机行走模型作为节点的移动模型,单个直线运动的速率服从  $0 \text{m/s} \sim v_{\max}$  的均匀分布,其中,  $v_{\max}$  分别取 5m/s,10m/s,15m/s 和 20m/s 这 4 个值,单个直线运动的时间服从参数为 10s 的指数分布,单个直线运动的方向服从  $0 \sim 2\pi$  的均匀分布,每个分组目的节点随机确定,仿真时间为 600s,图表中所有结果均为多次不同随机种子(seed)仿真的均值.

图 7(a)给出了 THP-AORP, AODV 和 DSR<sup>[4]</sup> 三种路由算法协议开销的仿真结果. THP-AORP 协议由于路由维持时间更长,减少了因为断链而产生的路由开销.因此, THP-AORP 的开销低于 AODV,随着节点移动速率的增

大,THP-AORP 与 AODV 相比优势越来越明显.由于 THP-AORP 和 AODV 均使用周期性 HELLO 消息检测链路是否断裂,因此,它们的开销比 DSR 要大.图 7(b)给出了这 3 种路由协议的数据包成功接收率的仿真结果.由于 THP-AORP 协议减少了断链而丢弃的数据包,因此,THP-AORP 协议的数据包成功接收率高于 AODV 和 DSR.图 7(c)给出了这 3 种路由协议的平均端到端时延的仿真结果.由于 THP-AORP 协议减少了因为断链重新路由的概率,使得 THP-AORP 的平均端到端时延小于 AODV 和 DSR.图 7(d)给出这 3 种路由协议的网络吞吐率的仿真结果.由于 THP-AORP 协议的路由维持时间更长,缩短了重新路由需要花费的时间,因此,THP-AORP 协议的网络吞吐率高于 AODV 和 DSR.

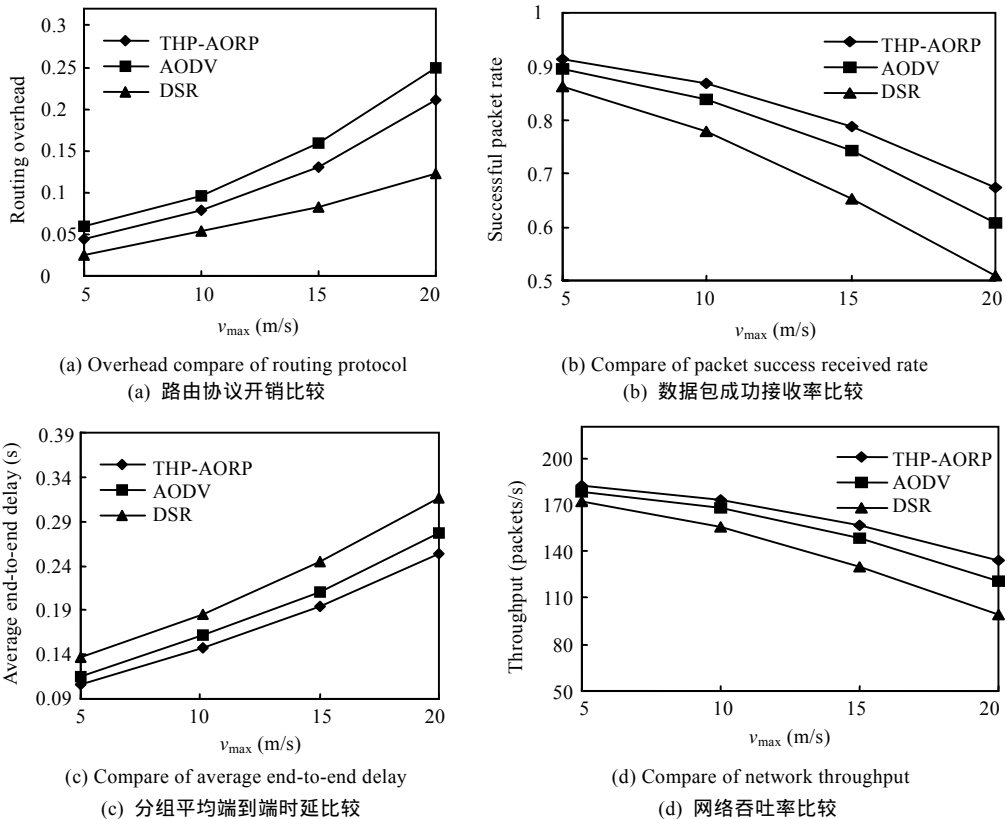


Fig.7 Performance compare of routing protocols

图 7 路由协议的性能比较

## 4 结论

本文在考虑单链路  $t$ -时间维持概率  $P_{m,n}(d(m,n),t)$  的基础上,提出了一种基于路径  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$  的路由协议 THP-AORP.此协议通过目的节点对路由请求的二次应答和中间节点对路由的反向优化来选择具有最大  $t$ -时间维持概率  $\psi_{S,D}(t)$  且跳数最小的路径,减小了链路断裂的概率,从而提高了数据包的成功接收率和网络吞吐率,并降低了路由协议开销和分组的端到端时延.

## References:

- [1] Mobile ad hoc networks (manet) charter. 2005. <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>
- [2] Perkins CE, Royer EM. Ad-Hoc on-demand distance vector routing. In: Kristine, K, ed. IEEE Work-Shop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA). 1999. 90-100.



- [3] Perkins C, Belding-Royer E, Das S. Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing. RFC 3561, 2003.
- [4] Johnson DB, Maltz DA. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. Imielinski T, Korth H, eds. Mobile Computing. Boston: Kluwer Academic Publishers, 1996. 153–181.
- [5] Johnson DB, Maltz DA, Hu YC. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR). Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-10.txt, IETF MANET Working Group, 2004. <http://www.ietf.org/internet-drafts/draft-ietf-manet-dsr-10.txt>
- [6] Chakeres I, Perkins C. Dynamic MANET on-demand (DYMO) routing. Internet Draft, draft-ietf-manet-dymo-04.txt, IETF MANET Working Group, 2006. <http://tools.ietf.org/html/draft-ietf-manet-dymo-04>
- [7] Park VD, Scott Corson M. A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks. In: Hasegawa T, Pichholtz RL, eds. Proc of the IEEE INFOCOM'97. Los Alamitos: IEEE Computer Society Press, 1997. 1405–1413.
- [8] Jacquet P, Muhlethaler P, Clausen T, Laouiti A, Qayyum A, Viennot L. Optimized link state routing protocol for ad hoc networks. In: Hassan SZ, Mirza HR, eds. Proc of the IEEE Int'l Conf. on Technology for the 21st Century. Pakistan: Freedom Art Press, 2001. 62–68.
- [9] Clausen T, Jacquet P. Optimized link state routing protocol (OLSR). RFC 3626, 2003. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt>
- [10] Ogier R, Templin F, Lewis M. Topology dissemination based on reverse-path forwarding (TBRPF). RFC 3684, 2004. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3684.txt>
- [11] Perkins CE, Bhagwat P. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 1994, 24(4):234–244.
- [12] Murthy S, Garcia-Luna-Aceves JJ. An efficient routing protocol for wireless networks. ACM Mobile Networks and Applications Journal, Special Issue on Routing in Mobile Communication Networks, 1996,1(2):183–193.
- [13] Gupta P, Kumar PR. A system and traffic dependent adaptive routing algorithm for ad hoc networks. In: Michel AN, Djafaris TE, eds. Proc of the 36th Conf. on Decision and Control. San Diego: IEEE Control Systems Society, 1997. 2375–2380.
- [14] McDonald AB, Znati TF. A mobility-based framework for adaptive clustering in wireless ad hoc networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999,17(8):1466–1487.



刘军(1973 - ),男,四川南充人,博士生,主要研究领域为自组织网路由技术,资源管理,移动性管理.



肖百龙(1973 - ),男,博士生,主要研究领域为自组织网路由协议.



郭伟(1964 - ),男,教授,博士生导师,主要研究领域为移动通信网,信号与信息处理.



黄飞(1973 - ),男,博士生,主要研究领域为无线资源管理.