

一种无线网络路径容量分析模型*

刘永强⁺, 严伟, 代亚非

(北京大学 网络与分布式系统实验室, 北京 100871)

A Path Capacity Analytical Model for Wireless Networks

LIU Yong-Qiang⁺, YAN Wei, DAI Ya-Fei

(Networks and Distributed System Laboratory, Peking University, Beijing 100871, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-10-62751797 ext 8008, Fax: +86-10-62645407, E-mail: lyq@net.pku.edu.cn

Liu YQ, Yan W, Dai YF. A path capacity analytical model for wireless networks. *Journal of Software*, 2006, 17(4):854-859. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/854.htm>

Abstract: This paper presents a simple but efficient path capacity model which can reinforce the theoretical foundation of the wireless mobile computing. Based on the exiting node-oriented analytical model, this paper extends the research object from the node to the path, and proposes a path-oriented capacity analytical model with pipeline queue theory. This model can further be used to explore the transmission capacity of the multi-hop wireless networks, such as MANETs and sensor networks. By using the simple capacity computation equation, network applications can adjust their optimum parameters adaptively, and the QoS routing algorithms can be designed more efficiently.

Key words: wireless multi-hop network; path capacity; pipeline queue; clock time; QoS routing

摘要: 旨在为移动计算中多跳网络链路的研究建立一个计算复杂度较低的通用分析模型, 奠定一定的数学研究基础. 在已有成果的基础上, 将研究的粒度从节点扩展到由若干节点组成的路径, 并提出了基于流水排队策略的无线多跳路径容量分析模型. 这个模型可以有助于在无线多跳网络中规整地探索网络传输的吞吐能力的状况, 可以为研究 MANET 和 Sensor network 的传输链路的通信能力的工作提供一种比较高效的计算和分析模式. 所得到的多跳环境下的网络容量表达式, 计算比较简单, 可以用于动态调整系统参数的设计中, 在设计 QoS 路由算法时也是很有裨益的.

关键词: 无线多跳网络; 路径容量; 流水排队; 时钟节拍; QoS 路由

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

无线多跳自组网(wireless multi-hop ad hoc networks)作为一种新颖的移动计算机网络, 以其独特的性质开创出一种新的移动计算模式^[1]. Ad Hoc 网络在军事和民用两方面均得到了广泛的应用, 如军事通信、临时会议、紧急服务和救灾、传感器网络等.

文献[2]利用 Markov 随机过程对 802.11 DCF 的指数回退时间建模, 得到在任意时隙内饱和节点发送概率 τ 和冲突概率 p 的关系表达式, 从而计算出 WLAN 的归一化吞吐量(指的是网络负荷与信道容量的比值). 在该模

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60273002 (国家自然科学基金)

Received 2005-03-24; Accepted 2005-10-08

型基础上,文献[3]针对这一特殊情况进行了扩展,用以分析多跳网络的容量.由于两者都基于一个共同的假设:在任意时刻网络中的所有节点均有数据包发送.因此,两个模型都只能用来分析网络的饱和容量,而不适用于其他情况.文献[4-6]的模拟实验和实际测试表明:在基于 802.11 协议的无线多跳网络中,源和目的节点之间的吞吐量随着路径跳数的增加而迅速下降.用文献[3]给出的模型分析这一现象,理论值和实际值会相差很大.其原因在于:路径上的中间节点只转发数据包而不产生数据包,所以在任意时刻,并非网络中的所有节点均有数据包发送,这与上述模型中的基本假设不符.文献[7-10]在推导过程中加入了节点的包到达速率 λ ,以此建立非饱和网络的性能分析模型.但这些模型的解析表达式复杂,且没有考虑多跳网络中的隐藏节点问题.

本文提出的模型与以节点为研究对象的上述模型不同,我们从更宏观的角度以多跳传输路径为研究对象,建立基于流水排队原理的路径容量分析模型.利用该模型可以得到路径容量与跳数、负载等因素的关系,计算的理论值与实验值相差小于 5%.此外,本模型也可用于分析 WLAN 的性能,所得到的结果与文献[2]中的结果相差为 4%.由于模型计算过程简单,路由协议可以利用本模型进行实时计算,根据计算结果采取相应的动作,避免不必要的链路冲突,从而提高网络的性能.

1 无线多跳网络路径容量分析模型

在不失一般性的情况下,模型作如下假设:

- (1) 假设节点间的通信信道是理想的,噪声干扰和信号衰落暂时不予考虑;
- (2) 信号的传输范围是 250m,干扰范围是 550m.节点在网络中均匀分布,节点在数据包传输过程中不发生移动;
- (3) 数据包只在源节点产生,路径上的中间节点只转发数据包.

模型的建立分为 3 个步骤:首先给出模型的基本思想;然后考虑所有转发节点均在源节点干扰范围之内外的情况(称其为短路径情况),得到路径容量的表达式;再将其推广到转发节点在源节点干扰范围之外的情况(称其为长路径情况).最后综合上述两种情况,得到路径容量的一般表达式.模型中所用变量的定义及说明见表 1,验证模型正确性的模拟实验所设置的参数值在表 2 中列出.

Table 1 The definition and explain of variables
表 1 变量的定义及说明

Variables definition	Variables explanation
Thr_p^{max}	Maximal end-to-end throughput (capacity)
$E[P]$	The average size of payload
N_p	The number of nodes along the path (except the destination)
N_R	The maximal number of node in the interference range
N_{hid}	The number of nodes with hidden terminal collision
T_{suc}	The average time for transmitting a packet successfully
T_{PDT}^{avg}	The average delay time for hidden terminal collision

Table 2 The value of parameters in simulation
表 2 模拟实验所设置的参数值

Names of parameters	Size
Average packet payload	4256 bits
CWmin	32
MAC header	272 bits
PHY header	192 bits
CTS_Timeout	162 us
ACK	304 bits
RTS	352 bits
CTS	304 bits
Channel bit rate	1M bit/s
Slot tim	20 us
SIFS	10 us
DIFS	50 us

1.1 模型的基本思想

模型以从源到目的端的整条路径为研究对象.当路径空闲时,每个要发送数据的节点与其他等待发送的节点竞争发送权,模型假设每个节点获得发送权的概率是相等的.因为一个数据包是由源节点发送,经由中间节点一跳跳地转发至目的节点的,所以可将数据包从源到目的端的传输时间分割成一个个时钟节拍,忽略不计中间转发节点接收数据包转为发送数据包的时延,每个时钟节拍可近似地等于节点将数据包发送到下一跳地址所用的时间.同时,路径间的干扰可以通过不同路径采用不同传输信道的策略而加以避免,利用文献[2]中的公式可以计算出节点间成功发送一个数据包所用的平均时间 T_{suc} (包括了发送前的等待、冲突产生的回退以及传输所

用的时间),并以此作为流水队列的时钟节拍.与其他模型不同的是:模型的分析是以 T_{suc} 为时间单位的,并且当网络拓扑发生变化时,时钟节拍 T_{suc} 不需要重新计算,因此,分析模型得到很大简化.具体思想和论证如下:

1) 短路径情况下不存在隐藏节点问题,冲突只发生在节点同时发送 RTS 时.每个时钟节拍的长度为节点间成功发送一个数据包所用的平均时间 T_{suc} .由文献[2]中的数据包发送时序图分析可以得到 T_{suc} 的表达式

$$T_{suc} = DIFS + T_{RTS} + T_{CTS} + 3 \times SIFS + T_{DATA} + T_{ACK} + \bar{W} \tag{1}$$

其中 $T_{RTS}, T_{CTS}, T_{ACK}$ 分别是信道传输 RTS,CTS,ACK 帧所用的时间; T_{DATA} 为传输一个完整的数据帧所用的时间,该帧包括物理层帧头、MAC 层帧头和有效载荷; \bar{W} 为发送数据包所用的平均等待时间(包括了发送前的等待和冲突产生的回退).

2) 长路径情况下隐藏节点问题将发生,此时的冲突会造成整条路径的时间损耗.

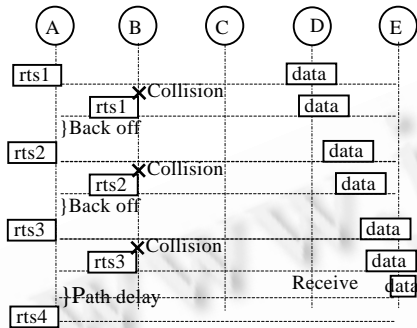


Fig.1 Hidden node problem in wireless multi-hop network

图 1 无线多跳网络隐藏节点冲突示意

如图 1 所示,图中任意两个节点间的距离为 240m.因此,节点 B 位于 D 的干扰范围内.在 D 转发数据包到下一跳节点 E 的过程中,如果 A 有数据包要发送,由于 A 在 D 的干扰范围之外,所以 A 认为信道空闲,则 A 向 B 发送 RTS.该帧到达接收节点 B 时会发生冲突,B 不会给 A 发送 CTS.A 在指定时间内收不到 B 的 CTS,则 A 认为有冲突发生,进入回退等待阶段;等待结束后,A 仍向 B 发送 RTS,由于数据帧传输的时间较长,所以第 2 次发送的 RTS 仍会发生冲突;A 重复上述过程并且将回退等待时间加倍,直到 RTS 被成功接收,或达到重传次数而丢弃.我们注意到:在 D 给 E 的数据包传输结束之后到 A 的 RTS 准备发送之前这一段时间内,路径上没有任何数据包传输,因此就路径而言,这段时间白白浪费掉了.我们称这段时间为路径延时(path delay time,简称 PDT),求解和利用 PDT 对无线多跳路径进行分析是本

模型的关键所在.

1.2 短路径容量分析

由于路径上的所有转发节点均在源节点的干扰范围内,所以路径的空间重用度为 1,即在每个时钟节拍内,路径上只能有一个包传输.设 A 有 n 个数据包要发,因为假设信道为理想信道,则没有数据包因物理层出错而丢弃,所以目的节点 D 可收到所有 n 个数据包.令 T_n 为第 n 个数据包到达 D 所用的时间,则路径吞吐量

$$Thr = \frac{n \times E[P]}{T_n}$$

其中 $E[P]$ 已知,所以只需求出 T_n 的大小,我们采用归纳法求 T_n .如图 2 所示,当前 $n-1$ 个数据包到达 D 时,第 n 个数据包在 A,B,C 均有可能(对应 I,II,III 三种情况).

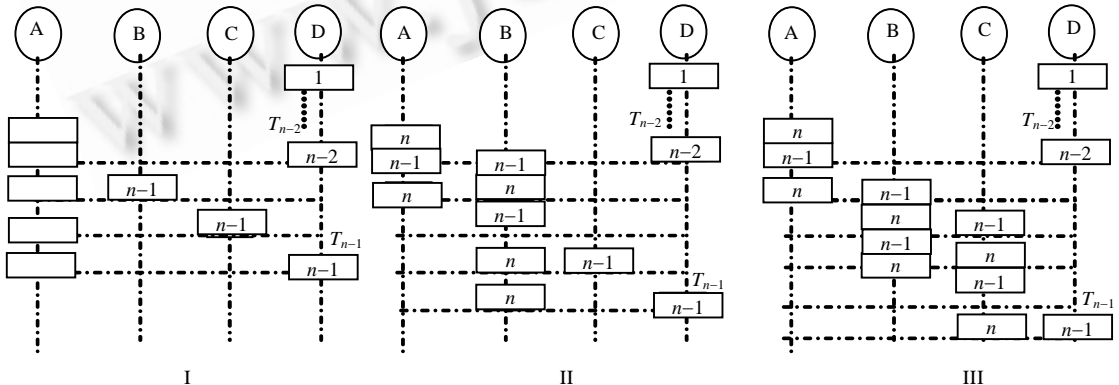


Fig.2 Packet transmission analysis for the short path

图 2 短路径情况包传输过程分析

设 T 为节点间传输一个数据包所用的时间, T_{n-1} 为传输 $n-1$ 个数据包到 D 所用的时间, 现在分别求这 3 种情况下的 T_n .

情况 I: 前 $n-1$ 个数据包到达 D, 此时第 n 个数据包位于 A, 还需 3 个 T 完成传输;

情况 II: 前 $n-1$ 个数据包到达 D, 此时第 n 个数据包位于 B, 还需 2 个 T 完成传输. 但要注意: 在前 $n-1$ 个数据包的传输过程中, 有 1 个时钟节拍 T 未用来传输前 $n-1$ 个数据包, 而用来传输第 n 个数据包. 所以, $T_n^{\text{II}} = T_{n-1} + T$.

情况 III: 前 $n-1$ 个数据包到达 D, 此时第 n 个数据包位于 C, 与情况 II 类似, 还需 1 个 T 完成传输.

3 种情况的计算公式如下:

$$\begin{aligned}
 \text{(I)} \quad & \begin{cases} T_n = T_{n-1}^{\text{I}} + 3 \times T \\ T_{n-1}^{\text{I}} = T_{n-1} \\ T_0 = 0 \end{cases}, \text{得 } T_n = 3 \times n \times T; \\
 \text{(II)} \quad & \begin{cases} T_n = T_{n-1}^{\text{II}} + 2 \times T \\ T_{n-1}^{\text{II}} = T_{n-1} + T \\ T_0 = 0 \end{cases}, \text{得 } T_n = 3 \times n \times T; \\
 \text{(III)} \quad & \begin{cases} T_n = T_{n-1}^{\text{III}} + T \\ T_{n-1}^{\text{III}} = T_{n-1} + 2 \times T \\ T_0 = 0 \end{cases}, \text{得 } T_n = 3 \times n \times T.
 \end{aligned}$$

由此可见, 3 种情况所得到的结果相同, 且 $3nT$ 是传输所用的最少时间. 所以,

$$Thr_P^{\max} = \frac{n \times E[P]}{T_n} = \frac{n \times E[P]}{3 \times n \times T} = \frac{E[P]}{3 \times T}.$$

将公式推广到短路径的一般情况, 得到短路径容量的一般表达式(2). 其中 T_{suc} 可通过公式(1)求得.

$$Thr_P^{\max} = \frac{E[P]}{N_P \times T_{Suc}} \tag{2}$$

1.3 长路径容量分析

当转发节点位于源节点的干扰范围之外时, 隐藏节点的存在会使路径产生额外的延时 T_{PDT} . 本节将计算 T_{PDT} 的近似平均值, 并以此推导出长路径容量的表达式. 设 T_c 为冲突发生时节点消耗的时间, 则 $T_c = T_{RTS} + T_{CTS_OUT}$. 对图 1 的过程加以分析, 可得 T_{PDT} 的表达式为

$$T_{PDT} = T_c + X_1 \times \sigma + T_c + X_2 \times \sigma + \dots + T_c + X_i \times \sigma - T_{Suc} = N \times T_c + \sigma \times \sum_{i=1}^N X_i - T_{Suc} \tag{3}$$

其中 $X_i \in (0, 2^i \times CW_{\min}]$.

公式(3)中的各个 X_i 和 N 均为随机变量, 且 N 的取值与 X_i 和 T_{suc} 相关. 因此, 很难求出 T_{PDT} 在严格概率意义上的均值. 但我们可以得到 T_{PDT} 取值的上、下界. 由图 1 可以看出:

- 当发生在干扰数据包传输结束, 被干扰节点正好准备发送 RTS 时, 路径的延时最小, 最小值 $T_{PDT}^{\min} = 0$.
- 当发生在干扰数据包传输结束, 被干扰节点正好开始新一轮的回退等待时, 路径的延时最大, 最大值

$$T_{PDT}^{\max} = 2^{i-1} \times CW_{\min} \times \sigma, \text{ 其中 } i \text{ 满足 } (i-1) \times T_c + \sum_{j=1}^{i-1} X_j \times \sigma = T_{Suc}.$$

在模型的实际计算中, 我们近似地用公式(4)计算平均路径延时.

$$T_{PDT}^{\text{avg}} = \frac{T_{PDT}^{\min} + T_{PDT}^{\max}}{2} = 2^{i-2} \times CW_{\min} \times \sigma, \text{ 其中 } i \text{ 满足 } (i-1) \times T_c + \sum_{j=1}^{i-1} 2^j \times CW_{\min} \times \sigma > T_{Suc} \tag{4}$$

注意到, 当路径的空间重用度大于 1 时, 在路径上两个同时传输的数据包之间距离一定大于干扰范围 R . 即理想情况下, 目的端收到数据包的最小时间间隔为 $(N_R+1) \times T_{suc}$, 再考虑到路径 PDT 带来的影响, 则长路径情况下路径容量的表达式为

$$Thr_P^{max} = \frac{E[P]}{(N_R + 1) \times T_{Suc} + N_{hid} \times T_{PDT}^{agv}} \tag{5}$$

其中 $N_{hid} \approx \min(N_P - N_R - 1, N_R)$, 该表达式通过图 1 的分析可以得到. 综合公式(2)和公式(5), 可得路径容量的一般表达式. 令 $p_{hid} = N_{hid} / (N_P - N_R)$, 则

$$Thr_P^{max} = \frac{E[P]}{\{\min(N_P - 1, N_R) + 1\} \times T_{Suc} + p_{hid} \times \max(N_P - N_R, 0) \times T_{PDT}^{agv}} \tag{6}$$

2 模拟实验分析

我们采用 NS-2 进行模拟实验来验证模型的正确性. 实验中, 物理层采用 DSSS 机制, 各参数值见表 2, 分别测试节点间距离为 240m, 170m, 130m 三个不同的场景(对应的 N_R 分别是 3, 4, 5). 源端发送的是 CBR 数据流, 通过调节发送数据包之间的时间间隔来控制流量负载.

首先测试的是路径容量(最大吞吐量)与跳数的关系. 测试时, 在源与目的节点间转发跳数(HOPS)一定的条件下, 调节源端的发送速率, 使目的端收到的吞吐量达到最大值. 变化转发跳数从 1~10, 针对 N_R 等于 3, 4, 5 三个场景, 我们取吞吐量的理论值和实测值之间的差率 $\delta = \left| \frac{V_{实测} - V_{理论}}{V_{实测}} \right| \times 100\%$, δ 的曲线如图 3 所示.

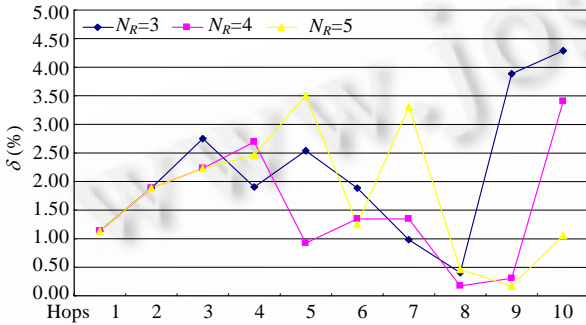


Fig.3 The δ plot of analytical model

图 3 模型的误差曲线图

可以看出: 在所有情况下, 模型计算的理论与实测值相差均在 5% 以内, 因此, 模型具有很高的准确性. 同时可以看出, 在短路径的情况下, δ 的值较小且稳定; 随着路径的跳数增加, δ 的波动也增大. 我们分析, 这是由于路径越长, 路由失效、ARP 等因素产生的干扰越明显.

在此基础上, 我们进一步分析负载对路径吞吐量和数据包延时产生的影响. 选用跳数为 4, 8 两种短路径和长路径的代表情况. 流量负载与路径吞吐量的关系如图 4 所示. 从图 4 可以看出两者之间符合以下规律:

1) 当 $N_P \leq N_R + 1$ 时, 路径吞吐量 Thr_P 开始随着流量负载的增大而增大, 当达到最大值后保持不变. 这是因为, 此时受到隐藏节点影响的只有源节点; 当发送流量大于路径的容量时, 即使源节点出现丢包, 也不会对路径吞吐量造成影响, 因为源节点的丢包不会消耗整体路径的传输时间.

此外, Thr_P 峰值对应的源端数据包发送间隔 $T_P \approx N_P \times T_{Suc}$, 这与模型符合得很好.

2) 当 $N_P > N_R + 1$ 时, Thr_P 开始随着流量负载的增大而增大, 当达到最大值后又随着负载的增大而减小. 造成这种现象的原因是隐藏节点问题可能发生在路径上的其他转发节点. 此外, 当源与目的节点间的跳数一定时, 节点间的距离越大(即 N_R 越小), 路径的性能越好. 这是因为 N_R 越小, 可能的路径空间复用度越大.

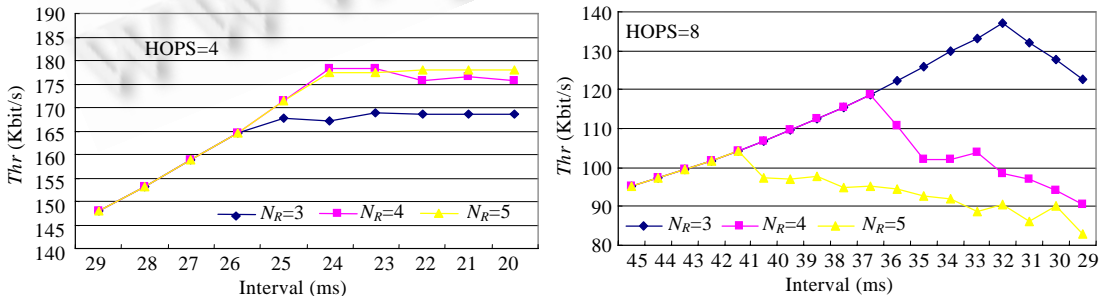


Fig.4 The relation plot between flow load and the path capacity

图 4 流量负载与路径容量的关系图

3 讨论及小结

模型以路径为研究对象,采用流水排队分析的方法,得出的路径容量的表达式简单、计算复杂性低.在模型的实际化应用中,本文的假设对模型的正确应用影响很小.对于假设 1,当考虑信道的干扰时,节点的传输范围会变小(但传输范围小于于干扰范围这一基本事实是不变的),这就造成路径上每个节点的干扰范围内的节点数可能不相等,公式(6)的表达将更加复杂,需要对每个节点单独求和.实际应用中,这一结果可以通过改造路由协议加入测量功能得到;假设 2 对模型的影响与假设 1 相似,当节点的分布不均匀时,必须对每个转发节点干扰范围内的节点单独求和;对假设 3,若中间节点在转发数据的同时,本身也产生数据,所有数据包会在转发节点的链路层队列排队.模型采用的流水排队原理仍然适用,端到端包传输的分析过程需要扩展,因为有些时间片被用来传输其他数据包,扩展的分析过程将是我们进一步深入研究的工作内容.

References:

- [1] Macker JP, Corson MS. Mobile ad hoc networking and the IETF. ACM Mobile Computing and Communications Review, 1998,2(1): 9-14.
- [2] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000,18(3):535-547.
- [3] Hou TC, Tsao LF. Analyzing the throughput of IEEE 802.11 DCF scheme with hidden nodes. In: Proc. of the IEEE Vehicular Technology Conf. Florida: IEEE Press, 2003. 2870-2874.
- [4] Xu S, Saadawi T. Does the IEEE 802.11 MAC protocol work well in multi-hop wireless ad hoc networks. IEEE Communication Magazine, 2001,39(6):130-137.
- [5] Liu K, Li JD. The performance analysis of packet radio network with multi-hop structure. Journal of Electronics, 1999,27(11): 80-85 (in Chinese with English abstract).
- [6] Liang JY, Chen J. Performance research on 802.11 ad hoc networks. China Data Communications, 2003,11(4):36-39 (in Chinese with English abstract).
- [7] Ozdemir M, McDonald AB. An M/MMGI/1/K queueing model for 802.11 ad hoc networks. In: Proc. of the IEEE/ACM Wireless Ad hoc Sensor and Ubiquitous Networks. Venice: IEEE Press, 2004. 107-111.
- [8] Fang Y, McDonald AB. Theoretical network capacity of multi-hop wireless ad hoc networks. In: Proc. of the 6th IEEE Int'l Conf. on Mobile and Wireless Communications Networks. Paris: IEEE Press, 2004. 181-186.
- [9] Ozdemir M, McDonald AB. A queuing theoretic model for IEEE 802.11 DCF using RTS/CTS local and metropolitan area networks. In: Proc. of the 13th IEEE Workshop on Local and Metropolitan Area Networks. Mill Valley, 2004. 33-38.
- [10] Li B, Battiti R. Analysis of the IEEE 802.11 DCF with service differentiation support in non-saturation conditions. In: Proc. of the 5th Int'l Workshop on Quality of Future. Barcelona, 2004. 64-73.

附中文参考文献:

- [5] 刘凯,李建东.多跳结构分组无线网络的性能分析.电子学报,1999,27(11):80-85.
- [6] 梁景原,陈杰.基于 802.11 的无线 Ad hoc 网络接入性能的研究.数据通信,2003,11(4):36-39.



刘永强(1978 -),男,辽宁抚顺人,博士生,主要研究领域为移动计算,Anycast 路由.



代亚非(1958 -),女,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为网络存储,语义 Web.



严伟(1961 -),女,副研究员,主要研究领域为移动计算,网络管理.