

移动 Ad hoc 网络轮询接入控制协议

何敏^{***} 刘心松^{*} 赵东风^{**} 刘克剑^{*} 陈建英^{*}

^{*}(电子科技大学计算机科学与工程学院 8010 研究室 成都 610054)

^{**}(云南大学信息学院 昆明 650091)

摘要: 该文对 Ad hoc 网络的 MAC 层协议进行了研究, 通过对无线令牌环协议(WTRP)进行改进, 提出了一种新的具有 QoS 保障的无竞争的分布式并行无线轮询访问协议(DPWPAP), 并采用嵌入 Markov 链和概率母函数的分析方法, 用限定服务规则进行了系统建模, 在系统模型的基础上得到了系统的平均排队队长以及平均等待时间的解析结果。理论分析和仿真结果是一致的, 表明该协议的排队等待延迟和平均等待队列长度均比 WTRP 有很大降低, 稳定性大大增强, 更加适用于对时延要求较高的业务。

关键词: 移动分布式无线网络, 无线轮询访问协议, 分布式并行, 媒体接入控制层, 概率母函数

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 1009-5896(2005)07-1147-05

A Polling Access Control Protocol in Mobile Ad hoc Networks

He Min^{***} Liu Xing-song^{*} Zhao Dong-feng^{**} Liu Ke-jian^{*} Chen Jian-ying^{*}

^{*}(School of Computer Science & Engineering, 8010 division, UEST, Chengdu 610054, China)

^{**}(School of Information, Yunnan University, Kunming 650091, China)

Abstract After studying the MAC protocol of Ad hoc network and by modifying the Wireless Token Ring Protocol (WTRP), a new uncontested Distributed Parallel Wireless Polling Access Protocol (DPWPAP) that can provide MAC QoS guarantees for Ad hoc network is presented, and the mathematical model is established by the embedded Markov chain theory and the probability generating function method. Based on it, the mean value of queue length and message waiting time are explicitly obtained. The simulation results indicate minor errors are introduced by the established system, and also show that the average delay and average queue length in DPWPAP system are much more lower than in WTRP system, the stability is enhanced highly. As a result, it is a better MAC protocol for the services that require lower delay.

Key words Wireless mobile Ad hoc network, Wireless Polling Access Protocol(WPAP), Distributed parallel, MAC, Probability generating function

1 引言

Ad hoc 网络在军事、商业、和教育环境中的应用, 尤其在战争中、野外活动中有着其它各种固定网络无法比拟的优势, 使得多跳、无线自组网络成为近来研究的热点^[1,2]。由于它具有自组性、临时性、无基础设施要求及易于架设等特点, 被广泛应用于战场信息系统建设、紧急救援救灾指挥、会议交流、野生动物追踪、海底及空间探索等领域。

国内外有很多研究人员对 Ad hoc 网络的媒体接入控制层(MAC)协议进行了大量有意义的研究。无论传统的 CSMA 还是改进的 CSMA/CA 都是基于争用的 MAC 接入控制协议, 由于争用和冲突的存在而无法为时延要求较高的业务提供 QoS 保障, 同时也大大降低了系统的吞吐量; 虽然基于轮询

机制的 PCF 接入控制可以提供时延保障, 但它适用于一种结构化的网络, 即要求网络结构要相对稳定, 而 Ad hoc 网络的节点的移动性较大, 是一种无基础设施要求, 具有很强的临时性、自组性的网络技术, PCF 显然是不适用的; 文献[3,4]提出了一种随机竞争预约发送和妥善轮询的思想, 可以大大提高信道的使用效率, 尽可能保证实时业务的时延和带宽要求, 但是它需要一个中心控制节点, 系统的容错性较差, 在系统由于节点的移动导致网络重组带来的额外开销将消耗系统大量资源时, 此外当系统负荷较大时, 控制中心往往成为瓶颈; 伯克利大学^[5]又提出了一种基于 PCF 的适用于 Ad hoc 网络的轮询接入控制协议 WTRP, 它具有较强的稳健性, 但是节点间的查询转换时间会导致系统性能下降。在文献[6,7]中提出了将没有信息分组服务请求的节点从查询表中

清除来提高系统资源利用效率的设想,但未能得到系统的平均等待时间等关键性能参数的解析结果。本文提出了一种新的分布式并行控制协议 DPWPAP (Distributed Parallel Wireless Polling Access Protocol),通过只为有服务请求的节点进行服务并在服务过程中查询下一个服务节点的算法来进一步提高服务效率,同时进行了系统建模。理论分析和仿真结果表明,系统的性能得到了很大改善。以下几节的安排是,第 2 节对 DPWPAP 接入控制进行描述;第 3 节采用嵌入 Markov 链和概率母函数的分析方法进行系统建模;第 4 节给出仿真结果,并对仿真结果进行分析;第 5 节得出结论,并提出今后的研究方向。

2 DPWPAP 接入控制

2.1 协议描述

系统按照某种分群算法(下文将详细描述)将网络初始化为若干环型拓扑结构的子网络,以轮询工作方式工作。子网内按照 DPWPAP 进行数据传输,子网间数据传输使用网关转发。该协议最大的特点是在数据帧中设置令牌字段,从而将令牌夹在数据中传送,有数据要发送的节点在转发数据包时将令牌位置置位,当数据包再次回到源节点时,下一个服务节点随之找到,从而可以节省节点查询转换带来的时间开销。DPWPAP 分为轮询网络初始化、令牌+数据传送、轮询帧维护等几个部分。

2.2 DPWPAP 的接入控制过程

2.2.1 轮询网络初始化 轮询网络的形成过程,也是群的形成过程。目前,国内外的研究者提出了很多分群的算法,在本协议中,采用 ID 号比较的方法。具体是,初始时,各个节点根据各自的 MAC 地址随机产生一个生成号 ID 并设置定时器,开始竞争,如果节点收到比自己的 ID 号大的消息时,则退出竞争并将收到的消息转发给邻居节点。当节点在定时器溢出时没有收到比自己的 ID 号更大的消息时,宣布自己成为群首 g 。

如图 1 所示,假设系统中有 M 个无线节点,节点 1 通过竞争,成为群首,随后,1 负责生成一个初始化消息,判断子网内容量,即节点数是否达到最大节点数 N ,如果没有,则随机向其邻居节点发出加入轮询网的邀请帧信号。如果节点 2 要加入,则发出加入信号,节点 2 成为节点 1 的后继,1 为 2 的前导。1 将初始化帧中的 Seq 和 GenSeq 设置为 1,记录下自己的顺序号 1,然后将初始帧传递给自己的后续 2。依次类推,每个节点在接收到轮询帧后,都会判断是否发出邀请帧信号,邀请邻近的节点加入,并设置自己的顺序号

Seq。最后直到没有节点加入或者达到子网的容量,初始化帧再次回到 1,就构成了一个封闭的逻辑环,初始化工作完成,同时环上的节点数也确定了。该环网的网络地址即是 1 的 MAC 地址。节点间定期发送 HELLO 信号,以通告相互的存在。如果某个节点能够监听到两个或以上的环网的网络地址,它即宣布自己成为网关。

2.2.2 新节点加入网络 当一个网外节点有服务请求的时候,它需要首先监听信道,当信道空闲时可以利用捕获效应,向它的覆盖范围内的节点发请求信号,该请求信号采用一个低电平发送,因此不会影响环上正在进行数据传输的服务。当请求节点覆盖范围内的节点在完成数据帧的发送或转发后将检测是否有新的节点需要加入系统,这时就能收到低电平的请求信号,并将之加入。

2.2.3 节点离开网络 由于 Ad hoc 网络的移动性和网络失效,可能导致轮询帧的丢失或多个帧出现,从而使原网络逻辑连接断开。节点离开网络的情况可能有:(a)节点没有数据传输需求,要求断开连接;(b)节点掉电或其他故障等,异常断开;(c)节点自身移动,而离开原网络。

情况(a),该种情况属于节点正常离开。由于节点自身知道要离开网络,因此,在它断开连接之前,会进行必要的设置,从而保证网络的连通性。

情况(b),由于无线站点通常需要利用电池工作,因此会出现因电池耗尽或因为软硬件故障而无法继续工作的情况,此种情况属于不可预测的异常状态,如图 2 所示。当节点 4 突然从环上断开,4 的前导 3 在逾期没有收到 4 的 HELLO 信号,便知道 4 已经不在环上,于是根据存储的轮询网络连接列表选择下一个节点按照环初始化的方法重新构成新环,并发送更新信息(新的环地址为 3 的 MAC 地址),通知其它节点进行信息更新。

情况(c),由于节点的移动离开环而造成的影响同情况(b)一样,都会使网络无法正常工作,在这种情况下,可以采用情况(b)的处理方法进行环路修复。

2.2.4 DPWPAP 的数据帧传输 如图 3 所示, $3i, 3j$ 和 $4i, 2j$

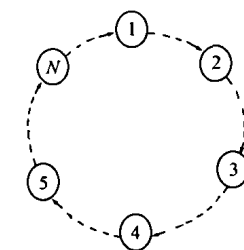


图 1 无线令牌环示意图

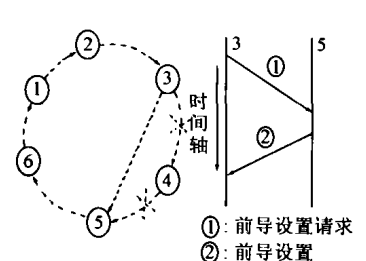
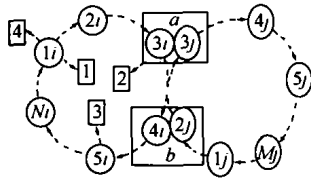


图 2 节点异常离开令牌环

是网关节点 a, b 分别在两个子网 i, j 中的编号。该图示意了 i 子网内 1 节点发送数据给 5 节点且 3 节点有数据要发送的情况。

如果 1 超时没有收到数据帧, 则可能是网关同时接收(隐终端问题)或转发两个或以上子网的数据帧导致数据帧损坏、丢失或中间转发节点失效。为了减少重构系统带来的开销, 1 重发数据。如果重发计数器溢出, 则表明很可能是中间节点失效, 那么 1 按照节点离开网络的情况 b 进行环网重构。



1: 组织数据发送 3: 接收数据写 ACK 并进行相关检查
2: 设置令牌字段 4: 吸收数据帧并进行相关检查

图 3 无线令牌环节点数据传输示意图

3 系统数学模型及分析

为了提高系统的工作效率, 将轮询和数据发送合并在一起。假设在 t_n 时刻服务 i 节点 ($i=1, 2, \dots, N$), 与此同时转移查询其余节点。如果 j 节点有数据发送请求, 那么在 i 节点发送完其存储器内按(本协议中限定 ($K=1$))服务协议规定的信息分组后, 在 t_{n+1} 时刻开始对 j 节点进行传输服务。若其余节点都没有数据发送, 则 i 节点继续获得发送权, 直到存储器内无信息分组需要传输, 将发送权转发给后继节点。

3.1 系统定义

3.1.1 系统工作条件 (a) 每个节点在任何一个时隙内都以相互独立、同分布的概率分布向各自的存储器内送入信息分组, 其分布的概率母函数、均值和方差分别是 $A(z)$, $\lambda = A'(1)$ 和 $\sigma_\lambda^2 = A''(1) + \lambda - \lambda^2$;

(b) 任何一个节点在接受服务时, 即由其存储器内向外发送一个信息分组所用的时间变量服从于一个相互独立、同分布的概率分布, 其分布的概率母函数、均值和方差分别是 $B(z)$, $\beta = B'(1)$ 和 $\sigma_\beta^2 = B''(1) + \beta - \beta^2$;

假定所讨论的排队服务系统是对称的, 每个节点的存储器容量足够大, 不会产生信息分组丢失现象, 服务规则按先到先服务的原则进行。

3.1.2 随机变量定义 $v_i(n)$ 为服务器在 t_n 时刻开始对 i 号终端站的服务时间; $\eta_j(v_i)$ 为在 v_i 时间内进入第 j 号终端站 ($j=1, 2, \dots, N$) 存储器内的信息分组数; $\xi_i(n)$ 为第 i 号终端站在 t_n 时刻其存储器内存储的信息分组数。

3.2 概率母函数

整个排队服务系统在 t_n 时刻的状态可表示为

$[\xi_1(n), \xi_2(n), \dots, \xi_i(n), \dots, \xi_N(n)]$, 系统状态变量的概率分布为 $P[\xi_i(n) = x_i; i=1, 2, \dots, N]$, 在满足 $N\lambda\beta < 1$ 的条件下有

$$\lim_{n \rightarrow \infty} P[\xi_i(n) = x_i; i=1, 2, \dots, N] = \pi_i(x_1, x_2, \dots, x_i, \dots, x_N).$$

$\pi_i(x_1, x_2, \dots, x_i, \dots, x_N)$ 的概率母函数定义为

$$G_i(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N) = \sum_{x_1=0}^{\infty} \sum_{x_2=0}^{\infty} \dots \sum_{x_i=0}^{\infty} \dots \sum_{x_N=0}^{\infty} \pi_i(x_1, x_2, \dots, x_i, \dots, x_N) \cdot z_1^{x_1} z_2^{x_2} \dots z_i^{x_i} \dots z_N^{x_N}, \quad i=1, 2, \dots, N$$

当在 t_{n+1} 时刻开始对第 $i+1$ 号终端站进行传输服务时,

有关系式:

$$\begin{cases} \xi_j(n+1) = \xi_j(n) + \eta_j(v_i), \\ \xi_i(n+1) = [\xi_i(n) - 1]^+ + \eta_i(v_i), \end{cases} \quad i, j=1, 2, \dots, N$$

其中 $[\xi_i(n) - 1]^+ = \begin{cases} 0, & \xi_i(n) \leq 1 \\ \xi_i(n) - 1, & \xi_i(n) > 1 \end{cases}$

可得到系统在 t_{n+1} 时刻状态变量的概率母函数为

$$G_{i+1}(z_1, z_2, \dots, z_{i+1}, \dots, z_N) = \lim_{n \rightarrow \infty} E \left[\prod_{k=1}^N z_k^{\xi_k(n+1)} \right] = \frac{1}{z_i} B \left(\prod_{k=1}^N A(z_k) \right) \cdot [G_i(z_1, z_2, \dots, z_i, \dots, z_N) - G_i(z_1, z_2, \dots, 0, \dots, z_N)] + G_i(z_1, z_2, \dots, 0, \dots, z_N) - G_i(0, 0, \dots, 0) + \prod_{k=1}^N A(z_k) G_i(0, 0, \dots, 0), \quad i=1, 2, \dots, N \quad (1)$$

3.3 平均排队队长和平均等待时间

定义以下随机变量的一阶和二阶特性为^[8]

$$g_i(j) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial G_i(z_1, z_2, \dots, z_j, \dots, z_N)}{\partial z_j}, \quad i=1, 2, \dots, N, \quad j=1, 2, \dots, N \quad (2)$$

$$g_{i0}(j) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_{j-1}, z_{j+1}, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial G_i(z_1, z_2, \dots, z_{i-1}, 0, z_{i+1}, \dots, z_N)}{\partial z_j}, \quad i=1, 2, \dots, N, \quad j=1, 2, \dots, i-1, i+1, N \quad (3)$$

$$g_i(j, k) = \lim_{z_1, z_2, \dots, z_N \rightarrow 1} \frac{\partial^2 G_i(z_1, z_2, \dots, z_j, \dots, z_k, \dots, z_N)}{\partial z_j \partial z_k}, \quad i=1, 2, \dots, N, \quad j=1, 2, \dots, N, \quad k=1, 2, \dots, N \quad (4)$$

对式(1)计算得到:

$$g_{i+1}(j, k) = \theta \lambda^3 [\beta + B'(1)] + \lambda \beta [g_i(j) + g_i(k)] - \lambda \beta [g_{i0}(k) + g_{i0}(j)] + g_i(j, k) + C \lambda^2, \quad i \neq j \neq k \quad (5)$$

$$g_{i+1}(j, i) = \theta \lambda^3 [\beta + B'(1)] - \theta \lambda^2 \beta + \lambda \beta [g_i(j) + g_i(i)] - g_i(j) + (1 - \lambda \beta) g_{i0}(j) + g_i(j, i) + C \lambda^2, \quad i \neq j \quad (6)$$

$$g_{i+1}(i, k) = \theta \lambda^3 [\beta + B'(1)] - \theta \lambda^2 \beta + \lambda \beta [g_i(k) + g_i(i)] - g_i(k) + (1 - \lambda \beta) g_{i0}(k) + g_i(i, k) + C \lambda^2, \quad i \neq k \quad (7)$$

$$g_{i+1}(j, j) = \theta\lambda[\beta A'(1) + \lambda^2 B'(1)] + 2\lambda\beta g_i(j) - 2\lambda\beta g_{i0}(j) + g_i(j, j) + CA^*(1), \quad i \neq j \quad (8)$$

$$g_{i+1}(i, i) = \theta\lambda[\beta A'(1) + \lambda^2 B'(1)] + 2\theta\lambda(1 - \lambda\beta) - 2(1 - \lambda\beta)g_i(i) + g_i(i, i) + CA^*(1) \quad (9)$$

式中 $C = G_i(0, 0, \dots, 0)$, $\theta = NC/(1 - N\lambda\beta)$ 。

对式(5)-(7)计算 $\sum_{i=1}^N g_{i+1}(j, k)$, 得到

$$N\theta\lambda^3 B'(1) + \theta\lambda^2(1 - 2\beta) - g_k(j) - g_j(k) + g_{k0}(j) + g_{j0}(k) + \lambda\beta \left[\sum_{i=1}^N g_i(j) + \sum_{i=1}^N g_i(k) \right] - \lambda\beta \left[\sum_{i=1}^N g_{i0}(j) + \sum_{i=1}^N g_{i0}(k) \right] = 0 \quad (10)$$

由式(8)和式(9)计算 $\sum_{i=1}^N g_{i+1}(j, j)$, 得到

$$N\theta\lambda^3 B'(1) + \theta A^*(1) + 2\theta\lambda(1 - \lambda\beta) - 2g_j(j) + 2\lambda\beta \sum_{i=1}^N g_i(j) - 2\lambda\beta \sum_{i=1}^N g_{i0}(j) = 0 \quad (11)$$

对式(10)计算 $\sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N$, 对式(11)计算 $\sum_{j=1}^N$, 从而得到对称

情况下查询点的平均排队队长为

$$g_i(i) = \frac{\theta\lambda^2}{2(1 - N\lambda\beta)} \left\{ \left[1 - (N-1)\lambda\beta \right] \frac{A^*(1)}{\lambda^2} + N\lambda B'(1) + (N-1)\lambda\beta - 2N\beta + \frac{2}{\lambda} \right\}, \quad i = 1, 2, \dots, N \quad (12)$$

则信息分组的平均等待时间^[9]

$$E[w_L] = \frac{g_i(i)}{\lambda^2\theta} - \frac{1}{\lambda} - \frac{A^*(1)}{2\lambda^2} = \frac{1}{2(1 - N\lambda\beta)} \cdot \left[\frac{\beta A^*(1)}{\lambda} + N\lambda B'(1) + (N-1)\lambda\beta \right] \quad (13)$$

根据 Little 定理, 得到信息分组在整个时间轴上平均排队队长:

$$E[L_i] = \lambda E[w_L] = \frac{1}{2(1 - N\lambda\beta)} \cdot [\beta A^*(1) + N\lambda^2 B'(1) + (N-1)\lambda^2\beta] \quad (14)$$

4 DPWPAP 与 WTRP 性能仿真

4.1 仿真假设

我们在 VC++6.0 环境下做了协议仿真。协议中, 假定无线信道为无错状态, 每个节点在任一单位时隙内送入其存贮器中的分组数服从 Poisson 分布, 到达率为 λ , 分组长度为 2500bit, 信道速率为 10Mbps, 系统时隙宽取 $25 \mu s$, 系统的服务机制为限定 $K=1$ 服务, WTRP 的查询转换时间为 γ 。评价参数为: 分组的平均排队等待延迟 $E[w_L]$, 系统的平均排队队长 $E[L_i]$ 。

4.2 结果分析

在相同环境下, 我们对 WTRP 系统和 DPWPAP 分别进行了仿真实验, 归一化处理后系统的平均排队队长及信息分组的平均等待时间的比较结果如图 4—图 7 所示。从仿真结果可以看出, DPWPAP 的平均分组时延、平均排队队长比 WTRP 有明显下降, 从而使系统在稳定性上比 WTRP 有很大提高。图 4、图 5 表示的是站点数、转换时间对平均等待时间的影响, 从图中可以看出, 在 $\lambda < 0.003$ 时, 具有 30 个节点的 DPWPAP 系统比只有 20 个节点的 WTRP 系统的平均等待时间还要短。图 6、图 7 表示的是站点数、转换时间对平均排队队长的影响。其中当转换时间 γ 为 3 个单位时隙长度的时候, 对于 WTRP 周期查询来说相当于各个站点距离较远或无线信道质量差的时候, 其系统的队长在负载较轻的时候就已经开始急剧增加。而 DPWPAP 在 $\lambda < 0.0045$ 即 $N\lambda\beta < 0.9$ 时队长变化基本是趋于平稳的。由此可以看出, 转换时间 γ 对 WTRP 系统性能的影响, 而在 DPWPAP 系统中, 由于采用了并行处理的方式, 省去了对节点的查询时间, 从而不会影响系统性能。

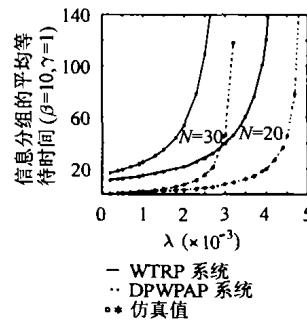


图 4 信息分组的平均等待时间随 N 的变化

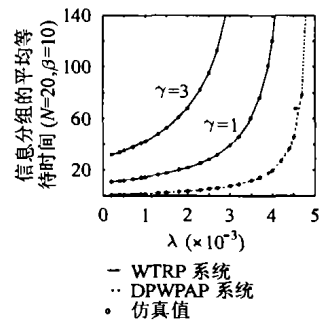


图 5 信息分组的平均等待时间随 γ 的变化

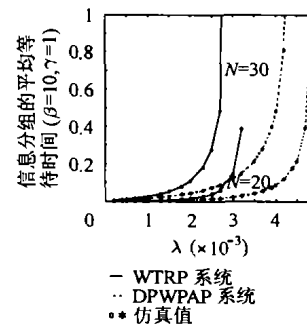


图 6 信息分组的平均排队队长 $E[L_i]$ 随 N 的变化

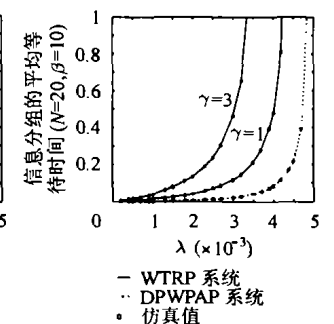


图 7 信息分组的平均排队队长 $E[L_i]$ 随 γ 的变化

5 结束语

本文提出了一种适用于 Ad hoc 网络的分布式并行令牌环协议 DPWPAP, 并推导了系统的数学模型。与 WTRP 系统相比, 当 $N=30$ 时, DPWPAP 的平均等待时延和平均排队

队长比 WTRP 系统提高 50%以上, 从而使 DPWPAP 系统中对节点缓冲区的要求压力比 WTRP 大大降低; 同时, DPWPAP 在到达率 $\lambda < 0.0025$ 的区域内接近线性, 而 WTRP 在 $\lambda > 0.0015$ 时, 曲线就已经急剧上升, 从而 DPWPAP 的稳定性能较之 WTRP 也大幅度提高。理论分析和仿真实验说明 DPWPAP 具有良好的稳定性和较短的时延特性, 能够满足较高的 QoS 需求。论文今后将进一步研究 DPWPAP 在 Ad hoc 网络中的应用, 例如可靠性、组播、优先数据传送等。

参 考 文 献

- [1] Ramanathan R, *et al.*. A brief overview of Ad hoc networks: Challenges and directions. *IEEE Commun. Mag.*, 50th Anniversary commemorative issue, 2002, 5: 20 – 22.
- [2] Rappaport T S. Wireless communications: past events and a future perspective. *IEEE Commun. Mag.*, 50th Anniversary commemorative issue, 2002, 5: 148 – 161.
- [3] 张文柱, 李建东, 刘凯. 依据用户妥善安排的多址接入协议在分布式无线网络中的性能研究. *电子学报*, 2002, 30(6): 1175 – 1179.
- [4] 刘凯, 李建东, 翁继伟. 移动分布式无线网络中具有 QoS 保证的 UPMA 协议. *电子与信息学报*, 2003, 25(3): 370 – 376.
- [5] Ergen M, Varaiya P, Walrand J. WTRP-wireless token ring protocol. URL: <http://wow.eecs.berkeley.edu/wtrp>, 2002: 12 – 108.
- [6] Crow R P, *et al.*. IEEE 802.11 wireless local area networks. *IEEE Commun. Mag.*, 1997, 35(9): 116 – 126.
- [7] Sharon O, Altman E. An efficient polling MAC for wireless LAN. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2001, 9(4): 439 – 451.
- [8] 赵东风, 郑苏民. 周期查询式门限服务排队系统中信息分组的延迟分析. *通信学报*, 1994, 15(2): 18 – 23.
- [9] 赵东风, 李必海, 郑苏民. 周期查询限定服务排队系统研究. *电子科学学刊*, 1997, 19(1): 44 – 49.

何 敏: 女, 1975 年生, 博士生, 研究方向为计算机网络、宽带网络与通信。

刘心松: 男, 1940 年生, 教授, 博士生导师, 主要研发领域为宽带网络与通信、分布式并行操作系统、分布式并行数据库、分布式并行多媒体服务器、分布式并行防火墙等。

赵东风: 男, 1957 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为随机多址通信、轮询多址通信等。

刘克剑: 男, 1974 年生, 博士生, 研究方向为: 分布式并行计算。

陈建英: 女, 1974 年生, 博士生, 研究方向分布式并行数据库系统、系统重构。