

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

张文柱,李建东,刘 凯

(西安电子科技大学综合业务网国家重点实验室、信息科学研究所,陕西西安 710071)

摘 要: 本文基于有效竞争预约接入、无冲突轮询传输的思想提出了在多跳分布式无线网络中支持节点移动性和多跳网络结构的依据用户妥善安排的多址接入(UPMA)协议. 该协议能够保证发送节点快速接入信道,从而大大提高信道的使用效率. 用仿真方法研究了多跳分布式无线网络中采用该协议时的网络性能. 结果表明,UPMA 协议可以提供较高的通过量、较低的平均分组时延和较小的平均分组丢失率.

关键词: 分布式无线网络; 多址接入协议; 网络性能

中图分类号: TN915.04 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2002) 08-1175-05

Study on the Performance of User-Dependent Perfect-Scheduling Multiple Access Protocol in Wireless Ad Hoc Networks

ZHANG Wen-zhu, LI Jian-dong, LIU Kai

(National Key Lab. of ISN and Information Science Institute, Xidian University, Xi'an, Shaanxi 710071, China)

Abstract: Based on the idea of contention reservation access and polling transmission, User-dependent Perfect-scheduling Multiple Access (UPMA) protocol is presented, which supports both node mobility and multi-hop network architecture. It improves channel utilization greatly and guarantees that a node accesses the channel rapidly. By adopting the protocol in multi-hop wireless ad hoc network, the network performance of Poisson data traffic is simulated and the related results are given, which show that the UPMA protocol has high throughput, low packet transmission delay and small packet dropping probability.

Key words: wireless ad hoc networks; multiple access protocol; network performance

1 引言

分布式无线网络是指一种没有固定基础设施支撑、由若干移动节点组成的自组织无线网络. 设计分布式无线网络的一个关键问题是多址接入协议的设计, 它要保证多个用户有效地共享公共信道资源. 多址接入协议的好坏, 直接影响无线资源的使用效率. 目前分布式无线接入规范中使用的大多数多址接入协议是基于冲突避免和分解的多址接入技术, 如 DSA + +^[1]和 DQRUMA^[2]协议. 随机多址接入协议可以克服固定分配多址接入协议中的资源浪费问题, 然而当活动用户数或用户业务量增加时, 分组碰撞的概率会加大, 从而增大平均分组时延, 降低了网络的吞吐量. 采用轮询机制可以避免分组碰撞, 但是当许多节点没有业务时, 这种方法就会浪费大量的轮询开销. 如果知道分组发送用户的确切数目, 就能妥善地安排分组的传输, 从而减小这种轮询开销. 综合这两种方法的优点, 笔者提出了适合于多跳网络的依据用户妥善安排的多址接入(UPMA)协议, 并用仿真的方法深入研究了 UPMA 协议

在多跳分布式无线网络中的性能.

2 网络模型

假定无线网络中各节点有一互不相同的 ID 号, 分别为 1、2、...、N, 其中 N 也是网络中的节点总数. 各节点仅有一部半双工模式的收发信机, 工作在多信道方式下. 我们不妨假设采用多个扩频码来实现多信道系统. 网络工作在异步方式下.

3 自组织算法和分群

3.1 自组织算法^[3,4]

在分布式无线网络中, 节点是可以独立完成收发、中转以及相关网络控制管理任务的移动用户. 如图 1 所示, 一个节点有 3 种工作状态: 活动态、空闲态和非活动态. 当节点有分组要传输时就处于活动态; 当节点完成了队列中所有的分组传输并且等待新的分组产生或准备接收分组时就处于空闲态; 当节点处于空闲态达到预定的时间 T_{idle} 后就进入非活动态.

为了收集网络中节点的信息, 每个处于活动或空闲状态的节点需要广播自组织分组(SOP)来通告它的状态和它所知

道的节点. SOP 包括发送节点 ID 和它所知道的其它节点 ID. 每个节点有 3 张表: 路由表 (RT)、距离表 (DT) 和状态表 (ST). RT 储存它所知道的节点 ID. DT 储存邻节点传送过来的 SOP 中的 RT. 通过比较 RT 和 DT, 就可以发现新的节点. ST 储存节点处于活动或空闲状态的时间. 在互换 SOP 和修正自身 RT 后, 每个节点在短时间内就可以获得相同的 RT. 在通信期间, 节点根据拓扑发生变化情况及时发送携带局部变化信息的 SOP 分组以便告知邻节点变化情况. 这些 SOP 分组在 UPMA 协议的竞争接入时隙中被发送出去. 如果遇到碰撞的情况, 采用本文后面所提出的冲突分解协议来解决.

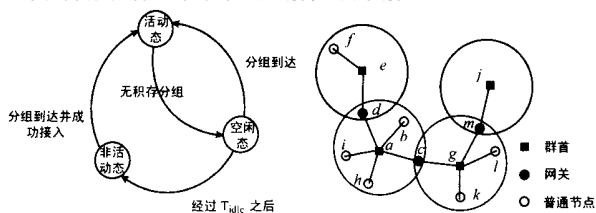


图1 节点状态的转换过程

图2 拓扑分群结构

3.2 分群网络结构

由于 UPMA 协议需要一个控制中心来安排相邻节点的分组发送, 所以要将它推广到多跳结构时必须形成星型的拓扑. 文献 [5] 的最高连通性分群算法可以满足这个要求. 分群算法的目的就是获得相互连通、覆盖所有节点的群. 每个群由一个中心节点和若干个普通节点组成, 该中心节点被选作群首. 各群使用不同的信道. 群首选择一个或多个节点作为网关用来

中转本群与其它群的通信业务. 这里的网关就是在多个信道上切换工作的节点. 图 2 表明了 UPMA 协议所基于的拓扑分群情况. 分群后的分布式无线网络可以通过多群间的业务中转而完成各节点间的通信.

4 UPMA 协议

4.1 基本 UPMA 协议

文献 [4] 首次提出了基本 UPMA 协议, 其中主要考虑了无线 Internet 网络中出现的点对点、星型和全连通型拓扑的情况. 文献 [4] 和 [6] 中还对 UPMA 协议在上述拓扑中的性能做了详细的数学分析, 有兴趣的读者可以参阅相关文献.

4.2 适合于分布式无线网络的 UPMA 协议

基本 UPMA 协议经过改进可适用于分布式无线网络. 此时 UPMA 协议在信道上可以划分为预约接入阶段和无冲突的轮询服务阶段. 其工作原理如图 3 所示 (图 2 为其所处的拓扑分群图). 处于非活动状态的节点如果有分组要发送, 则需在每帧的竞争接入时隙 (即协议中的 New 时隙) 中竞争预约接入, 如果成功, 则进入轮询服务过程, 否则, 在本帧重新开始的 New 时隙和其后各帧的 New 时隙阶段进入冲突避免和分解的预约接入过程. 具体描述为: 按照某种分群算法 (如最高连通性分群算法 [5]) 将网络划分为若干个星型拓扑结构的群, 不同群使用不同局部时分多址帧结构或以异步方式工作. 在一个群内部, 群首根据自组织算法确定活动或空闲节点的数目. 在群首发送的附带轮询信息的数据分组或信标 (Beacon) 后, 有一个微时隙可供被轮询的节点利用. 如果被轮询的节点有数

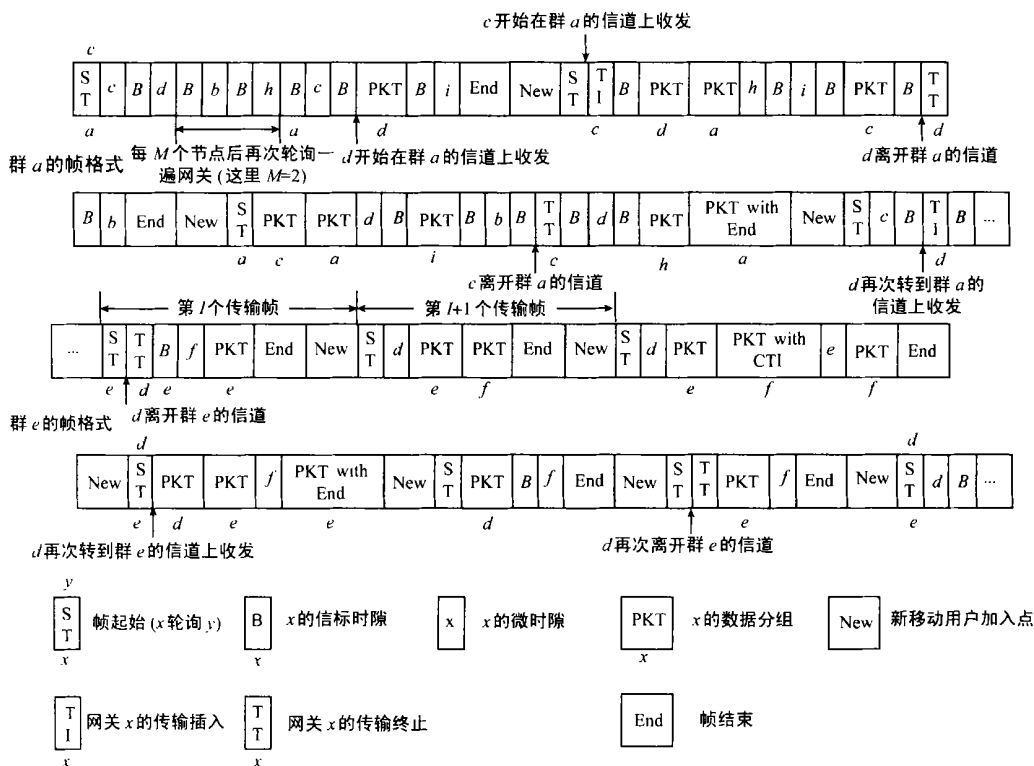


图3 UPMA 协议在多跳网络中的工作原理

数据分组要传输,它就在这个微时隙开始时发送数据分组;否则,就让该微时隙空闲.当节点传输完数据分组或经过微时隙长度的空闲后,群首会发送它的数据分组或信标来通告下一个微时隙的开始,以此轮询下一个节点.仅当群首没有数据分组发送时才发送信标.各帧的传输以起始分组(Start, ST)为开始.在 ST 后,各群的群首首先依次轮询各网关.轮询网关的次序是固定的,不同于群首对普通发送节点的 Round-robin 方式的轮询服务.如果网关刚从其他群的信道转到某群的信道上且此时没有分组发送时,则它在群首对它的轮询后的微时隙中发送传输插入(TI)微分组;若此时它有分组发送,则它在此微时隙上发送分组,以此宣布它来到该群.此后本群的群首就可以发送分组给它了.如果该网关早已表明它在该信道上,则它仅仅根据自己是否有分组发送而决定是在该微时隙发送还是让该微时隙空闲.轮询完网关后群首在随后的信标时隙(B)上发送信标以便提示普通节点以 Round-robin 方式使用紧随其后的微时隙.为了保证各网关有更多的发送机会,群首轮询完 M 个普通节点后可再次轮询一遍网关.如果网关想离开一个群的信道,它只需在轮询到它时发送传输终止(TT)微分

组或附带 TT 标志的数据分组,以便通知群首不要再发送分组给它了.图 3 显示了网关 d 在群 a 和群 e 的信道上切换工作的情况.同理,普通节点要从活动状态转为空闲状态时,也需要在群首为它准备的微时隙上发送 TT 微分组或附带 TT 标志的数据分组,这样群首从下一帧开始就不再轮询该节点.如果网关或普通节点有多个分组要发送,它可以发送附带连续传输指示(CTI)的数据分组,其后有一个为群首准备的微时隙.群首根据当时的业务情况,可以同意或拒绝该节点的 CTI 请求.(如图 3 所示,节点 f 在群 e 中发送带 CTI 的分组).当在一帧中每个活动节点都有一次机会发送数据分组后,群首就发送一个结束分组(End).该结束分组后的微时隙是预留给新的活动节点接入时使用的.

4.3 冲突避免和解约的预约接入协议

如果节点有分组要发送,它在每一帧的 New 时隙中发送传输接入(TA)微分组或自组织分组(SOP)来竞争接入信道.如果节点已经在此群登记过,则它只需要发送 TA 分组即可.如果节点刚刚来到此群,它需要发送 SOP 申请传输时隙,这样群首就可以了解它周邻的拓扑情况.

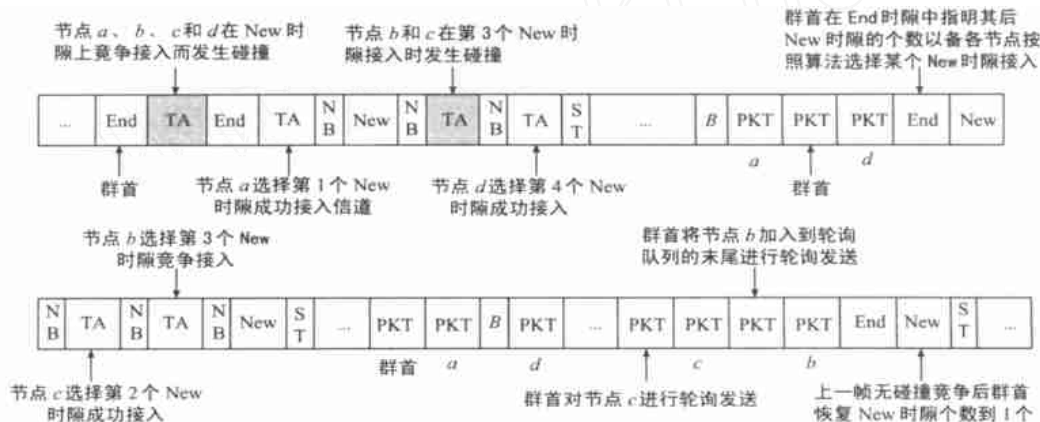


图 4 UPMA 协议的接入碰撞和解约协议

如果节点在竞争 New 时隙时未与其他节点发生碰撞,群首将它作为下一帧中最后一个被轮询的节点;如果在 New 时隙上发生碰撞,则它需要在本帧重新开始的 New 时隙上竞争接入.为避免进一步的碰撞,各节点需要利用冲突分解算法实现接入.在 New 时隙上的冲突避免和解约协议如图 4 所示.

通常一帧中仅有一个 New 时隙,当竞争接入发生碰撞时,群首将增加每帧中 New 时隙的个数.协议规定所有未竞争成功的节点均要参与本帧重新开始的竞争接入过程.这样当一帧中的各 New 时隙内无碰撞发生时,群首就知道冲突分解已经结束.为提高接入概率,群首头一次就将 New 时隙的个数增加到 4 个.当接入碰撞的情况严重时,群首成倍增加 New 时隙的个数;当接入碰撞得到缓解时,群首保持或成倍降低 New 时隙的个数到 4 个为止;只有所有的 New 时隙都无碰撞时,群首就可以把 New 时隙的个数降回到 1 个.这种算法可以保证发送节点尽快接入信道.在每个 New 时隙后群首要发 New 时隙信标(NB)提示邻节点下一个 New 时隙的开始,在 End 时隙中指明 New 的个数,因此,各邻节点可以利用某种概

率分布来选择某个 New 时隙竞争接入.

5 性能仿真

5.1 网络参数

本文的重点是用仿真的方法研究在分布式无线网络中使用 UPMA 协议时的统计特性.假设全网 N 个节点随机分布在 100×100 单位长度²(单位长度是自己选定的,例如可以选 0.1 公里为 1 个单位长度)的区域内,按照最高连通性分群算法分群,通信半径为 R 单位长度.在同一 N 、 R 条件下,由于节点在区域内分布的随机性,网络的拓扑是变化的,所以选用 100 个连通的无线网络的平均值作为网络参数的衡量标准.所考察的网络的主要参数如下:

分群数目等于群首的数目;群的大小指群内所包含的节点的数目;节点到节点的跳数对分组的传输延迟影响较大,采用通过网关的最短路径算法;网关数目指整个网络中网关的总数;使用信道数指网络使用的信道总数,由于不相邻的群之间实现信道的空分复用,所以使用信道数一般会小于分群数

目.表 1、2 分别表示了 $N=20$ 和 $N=40$ 时,不同 R 条件下的分布式无线网络的主要参数.

表 1 $N=20$ 时的网络参数

通信半径	分群数目	网关数目	点到点跳数	群平均大小	使用信道数
25	6.360	5.350	4.221	3.145	4.850
30	5.530	4.770	3.872	3.617	4.330
35	4.660	4.260	3.513	4.292	3.700
40	3.960	3.640	3.242	5.050	3.390
45	3.580	3.230	3.111	5.587	3.130
50	3.070	2.710	2.950	6.515	2.810

表 2 $N=40$ 时的网络参数

通信半径	分群数目	网关数目	点到点跳数	群平均大小	使用信道数
25	8.780	9.250	5.080	4.556	6.070
30	6.570	7.400	4.202	6.088	4.460
35	5.120	5.770	3.813	7.813	3.710
40	4.680	5.510	3.605	8.547	3.630
45	4.260	5.110	3.487	9.390	3.350
50	3.700	4.140	3.328	10.811	3.280

5.2 仿真假设

为简化仿真过程,假设无线信道是无差错的,各节点具有相同的业务负荷及无限缓冲器,节点产生的业务以等概方式向其他节点发送,采用泊松到达的业务源模型,其他主要的仿真参数见表 3.信标时隙、Start、End 和 ACK 分组与微时隙大小相同,冲突避免和解码协议中最大的 New 时隙数为 4 个.仿真策略采用离散事件仿真的事件调度法.

文中采用四个指标来衡量网络的性能,即群内通过量、端到端通过量、平均分组传输时延和平均分组丢弃率.群内通过量定义为单位时间在一个群的信道上传输的信息量对信道传输速率 R_0 (bit/s) 的归一化值;端到端通过量定义为单位时间内从源节点成功到达目的节点的信息量对信道速率与使用信道总数之积的归一化值;平均分组传输时延定义为数据分组从源节点产生的时刻开始,至成功到达目的节点的时刻为止这段时间的平均值;平均分组丢弃率就是被丢弃的分组数目与产生的总分组数目之比.为了充分反映分布在一定区域内、不同 N 和 R 下的网络性能,选用 100 个随机分布的、连通拓扑网络的平均性能作为评价标准.

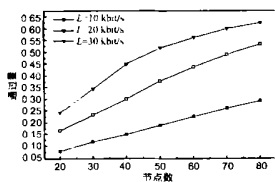


图 5 平均群内通过量

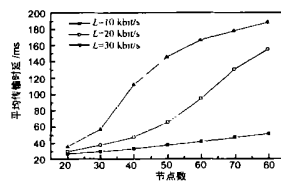


图 6 平均分组传输延迟

5.4 UPMA 协议与其它多址接入协议的比较

不妨选择 CSMA 和 IEEE 802.11 MAC 中 RTS/CTS 这两种多址接入协议作为比较对象.限于篇幅,我们在这里只选择“群内平均通过量”这一衡量网络性能的重要参数来比较上述三种多址接入协议的性能.有关仿真参数确定如下:

表 3 主要仿真参数

节点分布区域边长	100
信道速率/ $\text{Mb} \cdot \text{s}^{-1}$	2
节点业务负荷/ $\text{kb} \cdot \text{s}^{-1}$	10、20、30
分组生存时间/ms	500
通信半径	35
微时隙大小/bit	256
数据分组长度/bit	10 240
仿真时间/s	3 600

5.3 仿真结果及分析

图 5~8 分别是在上述仿真条件下的平均群内通过量、平均分组传输延迟、平均分组丢弃率和平均端到端通过量,图中 L 表示通过量.

图 5 表明,随着节点数增加,群内平均通过量也相应增加.这是因为在相同的通信半径下,群平均大小随节点数增加而增加,这就使得群内各节点产生的业务总量增加,从而使群内平均通过量增加.当节点数相同时,节点业务负荷较重时的群内平均通过量较高,这是因为在相同的时间内,各节点在负荷重时比负荷轻时要产生更多的分组,所以在不超过系统所能承受的负荷的条件下,节点业务负荷重时的群内平均通过量比节点负荷轻时的高.

图 6 表明,随着节点数增加,整个网络业务量增加,平均分组传输延迟增大;节点数相同时,节点业务负荷重时的平均分组传输延迟较大.

从图 7 可以看出,当节点负荷较轻 (10 kbit/s) 时,分组丢弃率接近于 0,这是因为当各节点负荷较轻时,节点数目的增加不足以造成分组在传输过程耗尽生存时间而被丢弃;当各节点负荷增加 (达到 20 kbit/s) 时,分组丢弃率受节点数影响较大,随着节点数的增加,分组丢弃率增加.当节点负荷较重 (达到 30 kbit/s) 时,分组丢弃率受节点数的影响更加明显,随着节点数的增加,分组丢弃率急剧增加.

在图 8 中,当节点负荷在一定范围内 (如不大于 20 kbit/s) 时,随着节点数的增加,端到端通过量增加;当节点负荷较重 (为 30 kbit/s) 时,在一定范围内,端到端通过量随节点数的增加而增加,而当节点数超过 50 这一数值时,端到端通过量达到最大值,此后,端到端的通过量随节点数的增加而下降.实际上,由于节点数增加和节点负荷的增加造成的对资源的过多需求,网络此时已不堪重负,难以保证各节点正常通信.

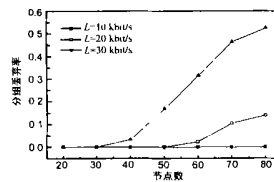


图 7 平均分组丢弃率

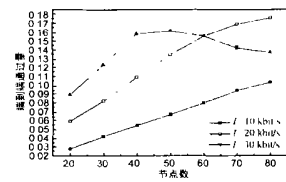


图 8 平均端到端通过量

$R=40$ 单位长度;节点数目分别取 30 和 40;节点负荷分别取 10、15、20、25 和 30 kbit/s ;其余参数与本文 5.2 中的假设相同.

按照仿真得到的数据绘制的“通过量—节点负荷”图像如图 9 所示.

图 9 表明,当节点负荷在 10kbit/s ~ 30kbit/s 的范围内,CSMA 协议和 IEEE 802.11 MAC 中的 RTS/CTS 协议的群内平均通过量都是随节点负荷的增加而降低,而 UPMA 协议的群内平均

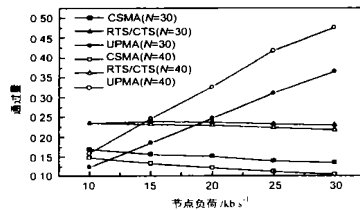


图 9 各协议的性能比较

通过量随节点负荷的增加而增加。另一方面,在节点负荷一定的条件下,对于 CSMA 和 IEEE 802.11 MAC 中的 RTS/CTS 协议,节点数等于 40 时群内平均通过量要略低于相应的节点数等于 30 时的群内平均通过量,而对于 UPMA 协议,节点数等于 40 时群内平均通过量要高于相应的节点数等于 30 时的群内平均通过量。如何解释上述现象呢?实际上,不论是节点负荷增加还是节点数量增加,都会导致网络内业务负荷增加,在相同的时间内网络中的各节点要处理更多的分组。当节点负荷较高时,CSMA 协议和 IEEE 802.11 MAC 中的 RTS/CTS 协议都不能有效地避免分组碰撞的发生,而 UPMA 协议的轮询机制可以有效地避免分组碰撞的发生,从而显示出其优越性。这样,就不难理解在前面对 UPMA 协议的仿真中能够获得较低的平均分组时延和较小的平均分组丢失率了。

6 结论

本文提出了基于网络中活动节点而进行预约和轮询的 UPMA 协议。它是综合了随机接入预约、妥善轮询和基于收方邀请(如网关在各群信道上的切换)的动态 TDMA 协议。仿真过程中,采用了一定数量、满足一定条件的网络的平均性能作为衡量标准。仿真结果表明,UPMA 协议可以提供较高的通过量、较低的平均分组时延和较小的平均分组丢失率。

参考文献:

- [1] G Anastasi, et al. MAC protocols for wideband wireless local access: Evolution toward wireless ATM [J]. IEEE Personal Communications, 1998, 5(5): 53 - 64.
- [2] E Ayanoglu, et al. Mobile information infrastructure [J]. Bell Labs. Technical Journal, 1996, 1(2): 143 - 164.

- [3] 李建东. 多信道自组织分组无线电网的组网算法和实验系统 [J]. 电子学报, 1993, 21(10): 38 - 46.
- [4] Li Jiandong, et al. User-dependent perfect-scheduling multiple access (UPMA) for wireless internet access [A]. Future Telecommunications Forum [C]. Beijing: Beijing University of Posts and Telecommunications, 1999, 59 - 63.
- [5] M Gerla, T C Tsai. Multicluster, mobile, multimedia radio network [J]. ACM/Baltzer J Wireless Networks, 1995, 1(3): 255 - 265.
- [6] Li Jiandong, et al. User-dependent perfect-scheduling multiple access (UPMA) for wireless ad hoc Internet access [A]. Proc. WCC 2000/ICCT 2000 [C]. Beijing: Publishing House of Electronics Industry, 2000. 1 714 - 1 717.

作者简介:



张文柱 男, 1970 年 10 月生于辽宁省葫芦岛市, 分别于 1994 年和 1999 年在西安电子科技大学获得工学学士和工学硕士学位, 从 2000 年至今在该校攻读通信与信息系博士学位, IEEE 学生会员。研究兴趣包括 ad hoc 无线网络的协议设计、移动通信网和个人通信系统。Email: wzhang@pcn.xidian.edu.cn.



李建东 男, 1962 年 10 月生于江苏省阜宁县, 西安电子科技大学教授、博士生导师、通信工程学院院长、中国通信学会会士、中国电子学会高级会员、IEEE 高级会员、第一届和第四届 863 个人通信技术专业专家组成员, 总装备部和电子科学研究院通信与导航专家组成员, 主要的研究领域包括个人通信、移动通信、分组无线网、分布式无线网络、软件无线电、移动 IP 和战术互联网等方面。Email: jl384@cornell.edu.

刘凯 男, 1973 年 1 月生于甘肃省酒泉市, 分别于 1994 年、1997 年和 2001 年在西安电子科技大学获得工学学士、硕士和通信与信息系博士学位, 从 2002 年 1 月至今在 Illinois Institute of Technology 作博士后, IEEE 会员, 主要的研究领域包括无线个人通信、移动通信网、分组无线网、无线局域网、无线 Internet 接入和分布式无线网络。