

移动分布式无线网络中具有 QoS 保证的 UPMA 协议¹

刘 凯 李建东 翁继伟

(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 西安 710071)

摘 要 该文基于有效竞争预约接入、无冲突轮询传输的思想提出了支持节点移动性、多跳网络结构和服务质量 (QoS) 的依据用户妥善安排的多址接入 (UPMA) 协议。它大大提高了信道的使用效率,保证了发送节点能快速接入信道,同时,最大程度地保证所有实时业务的时延和带宽要求。最后,我们考察了它对 Internet 数据业务的支持性能。

关键词 移动分布式无线网络, 多址接入协议, 自组织算法, 多跳分群结构, QoS 保证

中图分类号 TN919.1

1 引 言

分布式无线网络是一种不需要固定基础设施支撑的、由若干移动节点组成的自组织无线网络。它的一个关键设计问题是多址接入协议,就是多个用户共享公共信道资源的方式。目前分布式无线接入已经引起了广泛的关注,在 2.4GHz 和 5GHz 频段上已经制订了许多有关的传输规范,比如 IEEE 802.11, Bluetooth, Home RF 和 HIPERLAN。这些规范中使用的大多数多址接入协议,如 DSA++^[1] 和 DQRUMA^[2] 协议,主要基于带冲突避免和分解的随机多址接入技术。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,从而增大了平均分组时延,降低了网络的吞吐量。采用轮询机制可以避免分组碰撞情况的发生,但是当许多节点不发送时,这种方法就会浪费大量的轮询开销。综合这两种方法的优点并且克服它们的缺点,我们提出了随机竞争预约发送和妥善轮询的思想。基于这种思想,文献 [3] 首次提出了依据用户妥善安排的多址接入 (UPMA) 协议,主要考虑了在无线 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] 将这种思想推广到多跳分布式无线网络中。不过,这些文献没有考虑多个节点竞争接入时所需采用的策略,本文解决了这个问题,并进一步提高了网络的信道利用率。我们首先利用自组织算法获得节点的状态以及 UPMA 协议所基于的分群网络结构,然后介绍了它的基本原理以及对多媒体业务的支持,接着对它进行了性能仿真,最后概述总结了全文。

2 自组织算法和分群网络结构

在分布式无线网络中,节点是具有一定自组织功能的移动用户。节点有 3 种状态: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。在分布式无线网络中,活动节点的数目可以用自组织算法^[5]来决定。根据网络中的活动用户数可以合理安排使用资源。当活动用户数不确定或动态变化时可以用下述的自组织算法来获得。

在网络初始化时,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 (活动或空闲) 和它所知道的节点。SOP 包括发送节点本征号 (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。RT 储存它所知道的节点 ID 以及到这些节点的路由,DT 储存邻节点传送过来的 SOP 中的 RT。通过比较 RT 和 DT,就可发现新的节点。状态表储存节点的状态以及处于活动或空闲状态的时间。在互换 SOP 和修正

¹ 2001-09-18 收到, 2002-05-08 改回

国家自然科学基金 (No. 69872028); 国家 “863” 计划 (No.2001AA123031); 高等学校骨干教师资助项目

自身 RT 后, 每个节点在短时间内就可以获得一致的 RT, 包括节点 ID 和处于活动或空闲状态的节点。在通信期间, 通过立即发送携带局部变化信息的 SOP 来获取当前的拓扑连通和活动节点情况。

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, 所以要将其推广到多跳结构时必须形成星型的拓扑结构, 按照文献 [6] 的分群算法可以达到这个要求。分群算法的目的就是获得相互连通、覆盖所有节点的群, 每个群由一些以某个节点为中心的若干节点组成, 该中心节点被选作群首。各群使用不同的信道, 这样可以大大

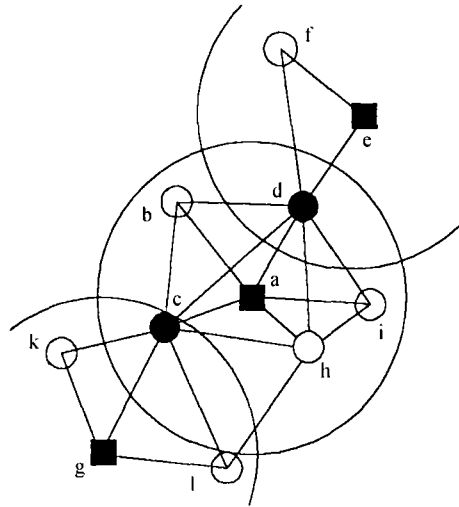


图 1 拓扑分群示意图

降低多跳网络结构产生的隐藏终端的影响^[1]。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 1 表明了 UPMA 协议所基于的拓扑分群情况, 节点 a、e 和 g 分别是它们覆盖域的群首, 节点 c 和 d 是相关两群的网关。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过程, 也可以通过接入有线骨干网与其他网络的用户通信。

3 基本 UPMA 协议

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。有分组发送的节点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 时隙阶段进入冲突避免和分解的预约接入过程。

3.1 轮询传输协议

UPMA 协议适用于任意的网络拓扑结构和各节点只有一部半双工方式工作的无线收发信机的情况, 其工作原理如图 2 所示 (图 1 为其所处的拓扑分群示意图)。具体的协议描述为: 按照某种分群算法^[6]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 TDMA 帧结构或以异步方式工作。在群首发送的附带轮询信息的数据分组 (PKT) 或信标 (Beacon) 后, 有一个微时隙可供被轮询的节点利用。如果该节点有 PKT 传输, 它就在该微时隙开始时发送 PKT; 否则, 就使该微时隙空闲。当节点传输完 PKT 后或经过微时隙长度的空闲后, 群首会发送它的 PKT 或信标来通告下一个微时隙的开始以便让另一个被轮询的节点接入。仅当群首没有 PKT 传输时才发送信标。各帧的传输以起始分组 (ST) 为开始。在 ST 后, 各群的群首首先依次轮询各网关。ST 可以完成轮询一个网关的任务, 轮询网关的次序是固定的。如果网关刚从其它群的信道转到某群的信道上进行收发, 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 (若在此时没有 PKT 发送) 或附带 TI 标志的 PKT (若此时它有 PKT 发送), 这样就宣告了它可以在该信道进行收发了。轮询完网关后群首以 Round-robin 方式安排普通发送节点的发送。为了保证各网关有更多的加入和发送机会, 群首轮询完 M 个普通节点后再次轮询一遍网关。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 PKT 以便通知本群的其他节点不要再向它发送分组了。图 2 显示了网关 d 在群 a 和 e 的信道上切换工作的情况。如果网关或普通节点有多个 PKT 要发送, 它可以发送附带连续传输指示 (CTI) 的 PKT, 其后有一个为群首准备的微时隙。如果群首允许该节点继续发送, 则它就让这一时隙空闲, 该节点监测到这一结果后立即进行下一个 PKT 发送; 如果群首根据业务情况及其控制需要不允许该节点继续发送, 那么它就在该微时隙的位置上发送 PKT 或

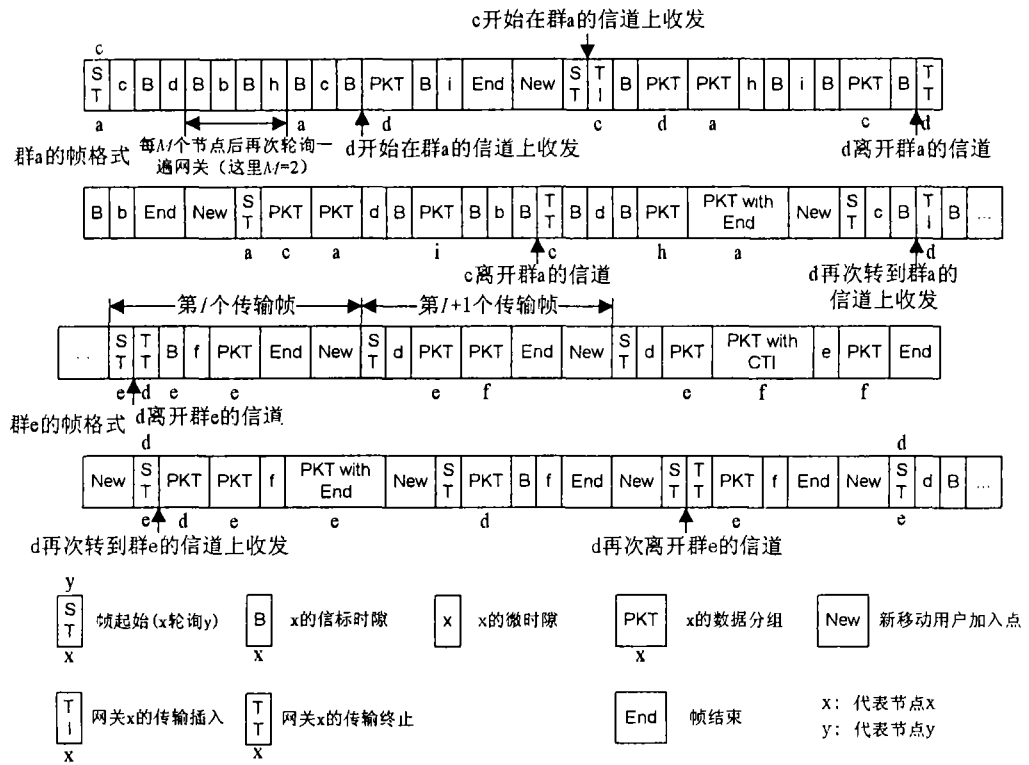


图 2 UPMA 协议的基本工作原理

信标以便提示下一节点进行发送 (如图 2 所示, 节点 f 在群 c 中发送带 CTI 的 PKT)。当一帧中每个活动节点都有一次机会发送 PKT 后, 群首就发送一个结束分组 (End)。End 后的微时隙 (即 New 时隙) 是预留新的活动节点接入时使用的。当群首的 PKT 队列不空时, ST 和 End 可被附加起始和结束标志的 PKT 所替代。

3.2 带冲突避免和分解的预约接入协议

如果节点有分组要发送, 它利用在每一帧的 New 时隙发送传输接入 (TA) 微分组或 SOP 来竞争接入信道。如果节点在竞争 New 时隙时成功, 群首将把它作为下一帧的最后一个被轮询的节点进行轮询; 否则, 它需要在本帧重新开始的 New 时隙上进行竞争接入。为了避免进一步的碰撞, 各节点需要利用冲突分解算法实现接入, 具体协议如下, 图 3 表示了它的主要过程。

通常一帧中仅有一个 New 时隙, 当发生竞争接入碰撞时, 在本帧中重新开始 New 时隙竞争并增加 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完毕。为了保证有较大接入概率, 群首头一次就增加到 4 个 New 时隙。如果这样做之后还有接入碰撞发生, 群首继续保持或增多 New 时隙的个数。当所有的 New 时隙都无碰撞时, 群首就可以把 New 时隙的个数由多个降回到 1 个。这种算法可以不让发送节点等待太长的时间就可以接入信道。每个 New 时隙后群首要发 New 时隙信标 (即 NB) 以便向各邻节点提示下一个 New 时隙的开始。在 End 时隙中指明 New 时隙的个数, 各邻节点可以根据等概或截短几何分布的概率方式来选择在第几个 New 时隙进行竞争。

4 具有 QoS 保证的 UPMA 协议

4.1 实时业务和普通数据业务的区分

为了保证实时业务优先于数据业务而进入轮询服务, 我们需要在 New 时隙中规定实时业务

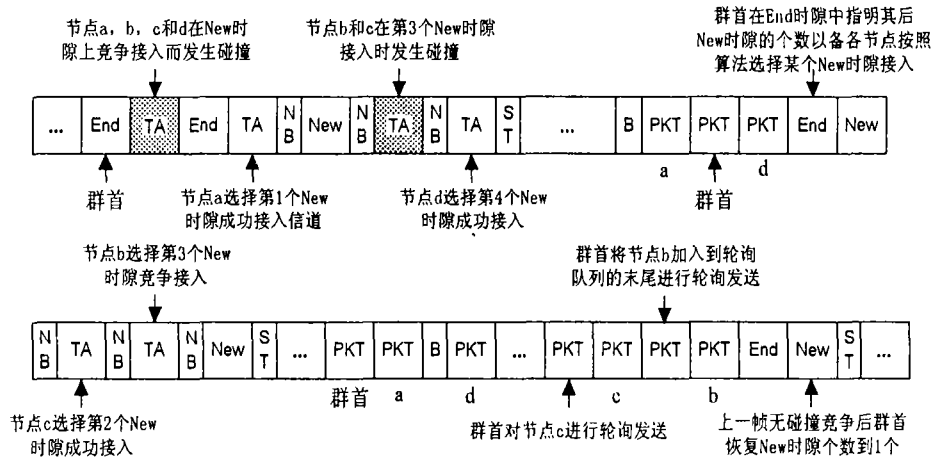


图 3 UPMA 协议的接入碰撞和分解协议

的优先接入，具体做法是：在竞争 New 时隙而发生碰撞时，发送实时业务的节点可以根据算法选择所有的 New 时隙进行竞争接入。只有当发送实时业务的节点均竞争成功后，群首才允许发送数据业务的节点竞争除了第一个 New 时隙之外的所有 New 时隙，第一个 New 时隙供新产生实时业务的节点接入用。群首将在 End 时隙中标明 New 时隙的个数和目前有无反时业务。图 4 表明了发送实时业务的节点 a, c 和 e 以及发送数据业务的节点 b 和 d 的竞争接入过程。

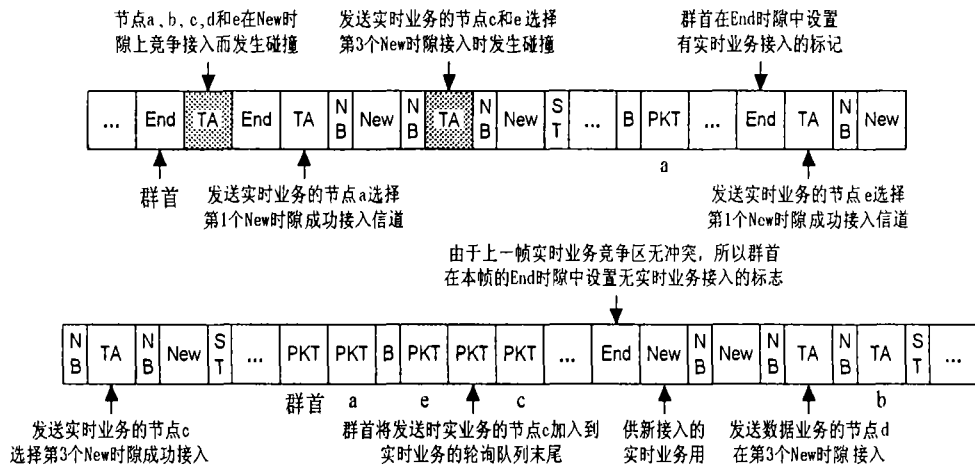


图 4 实时业务优先于数据业务的竞争接入过程

4.2 实时业务和数据业务的不同处理方式

UPMA 协议的轮询阶段划分为前后两个部分。前一部分由传输网关业务的时隙和传输实时业务的时隙组成，后一部分由传输数据业务的时隙组成。群首在每一帧的开始采用固定顺序依次轮询网关和发送实时业务的节点，然后再以 Round-robin 方式轮询发送数据业务的节点。

当进入轮询队列的业务总量超出预定的总支撑业务量时，还有发送实时业务的节点在 New 时隙中竞争成功，那么为了安排它的传输，群首要“剔除”发送数据业务的节点或削减占用较多资源节点的资源占用量(见图 5)。剔除某节点发送或取消某节点部分发送业务权限的方法是群首不轮询该发送数据业务的节点或减少发送数据或可变比特率 (VBR) 业务的节点的轮询机

会。比如说，群首开始不轮询本帧中本应该第一个发送数据业务的节点、转而轮询该新加入的有实时业务待发的节点。对于占用多个发送资源的节点，可以使用带 CTI 标志的分组进行预约，而它占有的资源也由群首决定是否释放。

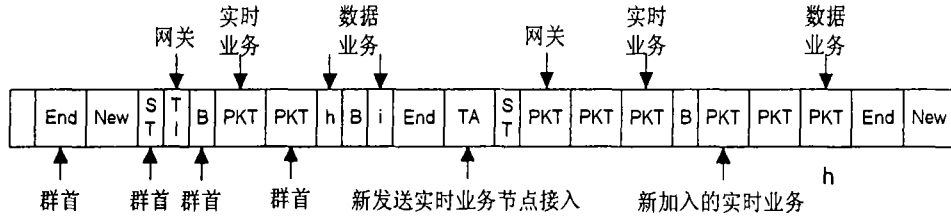


图 5 群首为了新加入的实时业务而剔除数据业务的传输

4.3 重获时隙问题

在某些情况下节点需要及时重获以前预约的时隙进行分组传输，为此，我们采用发送临时释放 (TR) 微分组或附带 TR 标志的数据分组的方法来解决这个问题，即如果某个节点暂时不发送分组，则在群首轮询它后发送一个 TR 分组或附带 TR 标志的数据分组，群首会保留对它的轮询或间隔一定时间后再对它进行轮询，这样，当节点又有业务传输的时候可以立即重获它的信道资源 (如图 6 所示)。

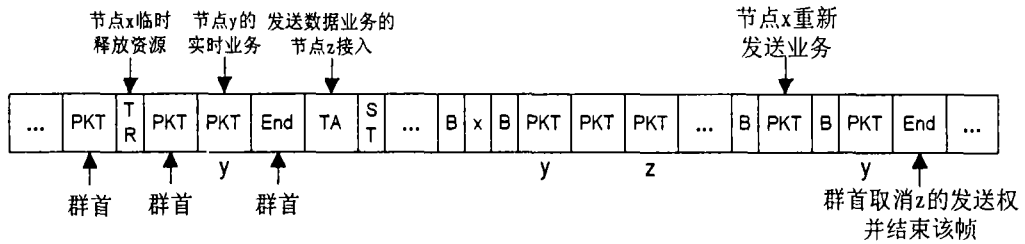


图 6 节点发送 TR 分组临时释放信道资源并可以随时重获此资源

5 UPMA 协议的性能仿真

5.1 仿真假设

传统的数据业务一般采用泊松到达的业务模型或服从指数分布的 ON/OFF 源模型，但是越来越多的研究表明目前的数据业务具有很强的突发性、自相似性和长时相关性，这是传统的泊松源和指数分布的 ON/OFF 源所不能确切反映的 [7]。而 ON/OFF 长度服从重尾分布 (比如 Weibull 分布) 的 ON/OFF 源能较贴切的反映目前 Internet 数据应用 (如 WWW 的应用) [8]，通过叠加大量的具有这种特性的 ON/OFF 源可以产生呈现自相似特性的业务 [9]。Weibull 分布的概率密度函数如下式所示：

$$f(t) = \frac{\alpha}{\theta} \left(\frac{t}{\theta}\right)^{\alpha-1} e^{-(t/\theta)^\alpha}, \quad \forall t \geq 0$$

其中 $\alpha > 0, \theta > 0$ 分别称为形状和尺度参数。当 $\alpha = 1$ 时，Weibull 分布就变成指数分布。当 $\alpha < 1$ 时 Weibull 分布为重尾分布，此时 α 的值越小，Weibull 分布所表示的业务突发性就越强。主要的仿真参数如表 1 所示。

这里以一个群的无线网络为例考察 UPMA 协议支持 Internet 数据业务的性能, 节点仅在本网络内部通信, 此时群首仅转发业务, 不独自产生业务, 假定无线信道为无错状态。各节点在不同 ON 周期内产生的数据分组等概以网络中其它各节点为目的节点进行传输。信标时隙、ST, End 和 ACK 分组与微时隙大小相同。

5.2 业务源特性和分组生存时间 (T_{drop}) 对协议性能的影响

我们在这里比较了 T_{drop} 分别为 10s 和 0.5s 不同业务源情况下 UPMA 协议的分组传输性能, 比较结果如图 7、图 8 和图 9 所示。从图中可以看出, 由于 T_{drop} 的增加, 从而使得吞吐量有了相应的增加, 平均分组丢弃率在一定程度上有所下降, 但这是以增加分组的平均时延为代价的。从图 8 也可看出, 尽管 T_{drop} 为 10s 时的分组丢弃率比 0.5s 时有显著的改善, 但是 T_{drop} 为 10s 时的 Weibull 分布的 ON/OFF 源对应的分组丢弃率却比 T_{drop} 为 0.5s 的泊松源对应的分组丢弃率还要大, 这是因为突发性较强的业务分组总要积存一段时间才能得到传输, 而泊松到达的业务分布却比较平均, 从而使得相当数量的突发性较强的业务分组在还没有来得及传输之前就因为超过 T_{drop} 而被丢弃。

表 1 主要仿真参数

信道速率	10Mbit/s
节点负荷	30kbit/s
平均 ON 周期	3.3s
平均 OFF 周期	22.8s
分组生存时间 T_{drop}	500 ms, 10s
微时隙大小	32byte
最大分组长度	19080bit

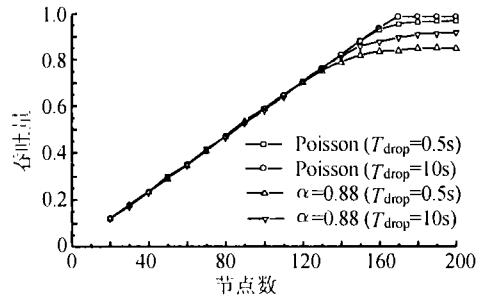


图 7 吞吐量

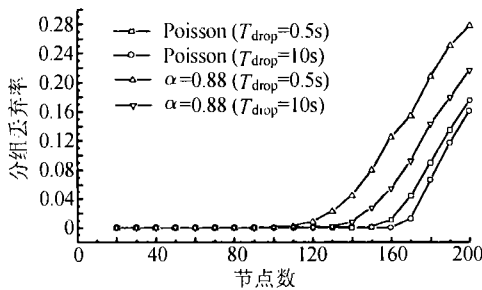


图 8 分组丢弃率

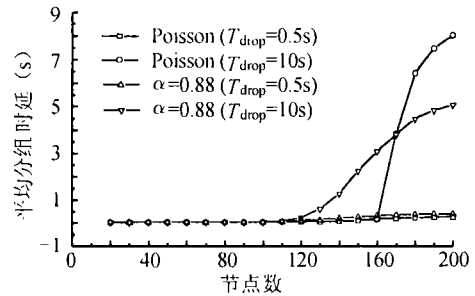


图 9 平均分组时延

6 结 论

本文提出了基于网络中发送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、连续发送及中断 (如 CTI 的应用) 和基于收方邀请 (如网关在各群信道上的切换) 的动态按需分配协议。其指导思想是仅对要发送业务的节点安排发送时隙, 从而大大提高了信道利用率。在节点竞争预约信道方面, 我们提出了一种新颖的冲突避免和分解的信道接入方式, 它大大增强了想要发送分组的节点在预约时隙上的接入效率。另外, 该协议可以保证传输实时业务的节点比传输数据业务的节点优先接入和优先使用信道。仿真结果表明, UPMA 协议可以提供较高的吞吐量、较低的平均分组时延和较小的平均分组丢弃率。

参 考 文 献

- [1] G. Anastasi, L. Lenzi, E. Mingozzi, A. Hettich, A. Krümling, MAC protocols for wideband wireless local access: Evolution toward wireless ATM, *IEEE Personal Commun. Magazine*, 1998, 5(5), 53–64.
- [2] E. Ayanoglu, *et al.*, Mobile information infrastructure, *Bell Labs Technical Journal*, Autumn 1996, 1(2), 143–164.
- [3] Li Jiandong, Li Weiyang, Yang Jiawei, User-dependent Perfect-scheduling Multiple Access (UPMA) for wireless internet access, *Future Telecommunications Forum*, Beijing, Dec. 1999, 59–63.
- [4] Li Jiandong, Li Weiyang, Yang Jiawei, User-dependent Perfect-scheduling Multiple Access (UPMA) for wireless ad hoc Internet access, in *Proc. WCC 2000/ICCT 2000*, Beijing, China, Aug. 2000, 1714–1717.
- [5] 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, *电子学报*, 1993, 21(10), 38–46.
- [6] M. Gerla, T. C. Tsai, Multicenter, mobile, multimedia radio network, *ACM/Baltzer J. Wireless Networks*, 1995, 1(3), 255–265.
- [7] V. Paxson, S. Floyd, Wide area traffic: The failure of Poisson modeling, in *Proc. of ACM SIGCOMM '94*, London, UK, Oct. 1994, 257–268.
- [8] Shuang Deng, Empirical model of WWW document arrivals at access link, in *Proc. IEEE ICC '96*, Dallas, TX, USA, June 1996, 1797–1802.
- [9] W. Leland, M. Taqqu, W. Willinger, On the self-similar nature of Ethernet traffic (Extended Version), *IEEE/ACM Trans. Networking*, 1994, 2(1), 1–15.

USER-DEPENDENT PERFECT-SCHEDULING
MULTIPLE ACCESS PROTOCOL WITH
QoS SUPPORT FOR WIRELESS MOBILE AD HOC NETWORKS

Liu Kai Li Jiandong Weng Jiwei

(Nat. Key Lab. of ISN and Info. Sci. Institute, Xidian Univ., Xi'an 710071, China)

Abstract Based on the concept of contention reservation access and polling transmission, User-dependent Perfect-scheduling Multiple Access (UPMA) protocol for supporting node mobility, multihop architecture and quality-of-service (QoS) of multimedia traffic is proposed. It improves channel utilization greatly and guarantees a node to access channel rapidly. Moreover, it provides QoS guarantees for real-time traffic. Finally, the network performance of Internet data traffic is simulated and related conclusions are given.

Key words Wireless mobile ad hoc network, Multiple access protocol, Self-organizing algorithm, Multihop clustering architecture, QoS support

- 刘 凯: 男, 1973 年生, 博士, 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、分组无线网、无线局域网、无线 Internet 接入和分布式无线网络。
- 李建东: 男, 1962 年生, 教授、博士生导师、通信工程学院院长、中国通信学会会员、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。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、软件无线电和移动 IP 等方面。
- 翁继伟: 男, 1976 年生, 工学硕士, 现在上海贝尔有限公司工作, 研究兴趣包括无线个人通信、无线局域网和无线 Internet 接入。