

有效提高吞吐量的 UPMA++ 协议

刘 静, 李建东, 周 雷, 张光辉

(西安电子科技大学 ISN 国家重点实验室信息科学研究所宽带无线通信实验室, 陕西西安 710071)

摘 要: 本文提出了基于有效竞争接入、高效无冲突传输的多址接入协议—UPMA++。该协议采用了有效的冲突分解策略和及时重获信道资源的方法, 克服了 UPMA(根据用户数目妥善安排传输的多址接入) 协议中的开销; 通过自适应调整竞争接入周期长度和限制无冲突服务周期长度的方法, 很好地解决了激活节点快速接入信道和传输节点尽快传输分组之间的矛盾, 从而提高了协议的吞吐量。本文还应用排队论的方法对 UPMA++ 协议的性能进行了理论分析, 计算结果与仿真结果基本一致。

关键词: 无线局域网; 竞争接入; 轮询; 多址接入协议; 自组织算法

中图分类号: TN915.04 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2005) 04-0683-05

The High Efficient UPMA++ Protocol with Improved Throughput

LIU Jing, LI Jiandong, ZHOU Lei, ZHANG Guanghui

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

Abstract: Based on the effective contention access and polling transmission, a novel multiple access protocol—UPMA++ protocol is proposed. It overcomes the overhead in UPMA (User dependent Perfect scheduling Multiple Access) protocol by using collision resolution method and regaining channel resource in time. By employing the limited polling period and adjusting the length of contention access period adaptively, it resolves the conflicts between active nodes and transmission nodes, in which active nodes expect to access the channel quickly and transmission nodes want to transmit packet as soon as possible, thus improving the throughput greatly. Theoretical analytical is given through the queuing theory, and its numerical result is agreed with the simulated result on the whole.

Key words: wireless local area network; contention access; polling; multiple access protocol; self organizing algorithm

1 引言

近年来, 无线局域网引起了人们越来越多的关注, 并得到了广泛应用。随着其应用需求的不断增加, 无线频谱已经成为非常短缺的资源, 因此必须有效的管理和使用这些资源。由于无线频谱是一种共享的传输媒质, 必须使用一定的媒质接入控制协议(MAC)协调节点的传输。目前在 2.4GHz 和 5GHz 频段上已经制定了许多有关的接入和传输规范, 比如 IEEE 802.11a/b^[1] 和 HIPERLAN^[2]。这些规范、标准中使用的多址接入协议可以分为两类: 基于带冲突避免和分解的随机多址接入技术(如 CSMA/CA)和轮询技术。随机多址接入技术虽然可以克服固定分配多址接入协议中的资源浪费问题, 但是由于分组的传输建立在竞争接入的基础上, 当网络中业务负荷越来越重或者网络规模增大时, 碰撞变得越来越频繁, 造成信道利用率降低。轮询机制可以避免分组碰撞的发生, 但是当有许多节点不发送分组时, 会造成大量的分配时隙空闲, 这样就增大了轮询开销。

文献[3, 4]综合上述方法的优点, 提出了根据用户数目妥善安排传输的多址接入(UPMA—User dependent Perfect scheduling Multiple Access)协议, 该协议将传输帧分为预约竞争接入阶段和轮询服务阶段。预约竞争接入阶段用于新的节点接入信道, 轮询服务阶段对已接入信道的节点进行服务。有分组要发送的节点在竞争接入时隙中发送 SOP(Self Organization Packet)^[5]进行竞争接入。轮询队列中的节点在指定传输时隙传输分组, 当节点没有分组要发送时就空闲一个微时隙。显然, UPMA 协议仍然把没有分组要发送的空闲节点加入了轮询队列, 这些空闲节点浪费了许多微时隙。因此, UPMA 协议的信道利用率还可以进一步提高。

在信道的接入和传输过程中, 不同的节点对传输和接入的时间要求各不相同。对于通过竞争要接入信道的节点, 它们期望能尽快加入轮询队列; 于是当接入发生碰撞时它们希望下一个竞争接入期尽快到来, 因此要求系统的无冲突服务时间尽可能短。对于轮询队列中的节点, 它们期望尽快接受服务并减小开销, 因此要求竞争接入阶段的开销尽可能小。因此,

收稿日期: 2004-06-07; 修回日期: 2004-12-18

基金项目: 国家自然科学基金和微软亚洲研究院联合资助项目(No. 60372048); 高等学校优秀青年教师教学科研奖励计划; 国家自然科学基金重大项目(No. 60496316); 国家 863 计划重大课题(No. 2001AA123031); 教育部科学技术研究重点项目(No. 104171)

在协议中有效的设置竞争接入阶段和无冲突服务阶段的长度是改善协议性能的关键。

本文提出了根据用户状态和负载大小有效竞争接入信道的、高效无冲突传输的多址接入协议UPMA++。该协议很好的解决了上述问题,它将通信过程视为竞争接入周期和无冲突服务周期交替出现的过程,并根据实际需求对带宽资源动态分配。其独特的帧结构为激活节点快速接入信道和业务无冲突传输提供了保证。

2 UPMA++ 协议

本文考虑一种具有中心接入点(CAP)的无线网络。网络中的节点直接和CAP通信,CAP可连接到Internet骨干网。通过自组织算法^[5]确定网络中处于传输态节点的数目,CAP使用动态TDMA方式为每个传输节点分配发送时隙。UPMA++协议的帧结构如图1所示,A-F代表6个节点。

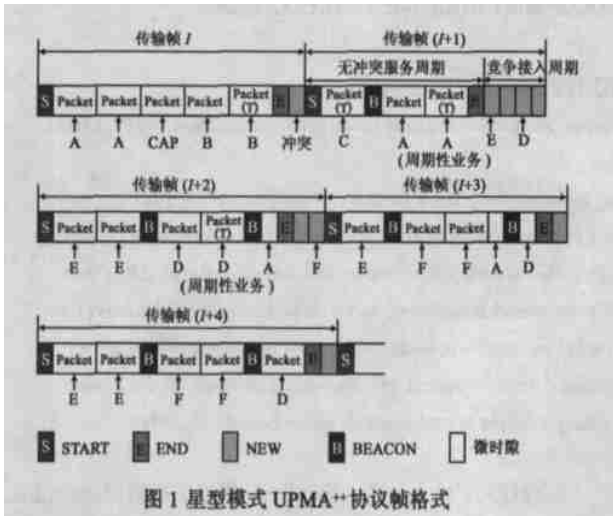


图1 星型模式UPMA++协议帧格式

2.1 竞争接入周期

任何一个节点可能处于三种状态:激活态、传输态和空闲态,如图2所示。当节点有消息要传输时就处于激活态;当节点成功进入轮询队列后就处于传输态;当它完成了队列中所有分组的传输后进入空闲态。

当一个节点激活时,它在当前帧的竞争接入周期发送自组织分组(SOP),以竞争的方式接入信道。END分组指明当前帧中NEW时隙的个数,以便每个参加竞争的节点确定选择某一个NEW时隙发送SOP。

如果网络中只有一个激活节点,那么该节点就会无竞争地被CAP加进轮询队列并从下一帧开始参加轮询;如果多个节点同时竞争一个NEW时隙,就可能发生碰撞。如果发生碰撞,CAP就会根据监测到的NEW时隙的有效占用情况和冲突

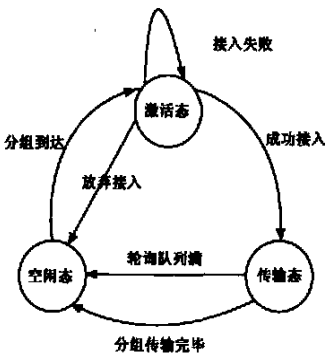


图2 节点状态转移图

信息自适应调整竞争接入周期中NEW时隙的个数。

调整NEW时隙个数的算法:

```

开始
初始化  $N_{NEW\_cur} = N_{new0}$ 
while(竞争接入周期)
{
  IF NEW时隙发生碰撞
    IF  $N_{NEW\_cur} = 1$ , THEN  $N_{NEW\_next} = 4$ 
    ELSE  $N_{NEW\_next} = 2 \times N_{NEW\_cur}$ 
  ELSE
    IF  $p \geq 0.4$ , THEN  $N_{NEW\_next} = N_{NEW\_cur}$ 
    ELSE IF  $N_{NEW\_cur} \leq 2^* N_{new0}$ , THEN  $N_{NEW\_next} = N_{new0}$ 
    Else  $N_{NEW\_next} = 0.5 \times N_{NEW\_cur}$ 
}
结束

```

其中, N_{new0} 是竞争接入周期中参考NEW时隙的个数,该值的选取是使竞争接入周期开销最小和尽可能减小调整NEW时隙个数的重要参数; N_{NEW_cur} 和 N_{NEW_next} 分别表示当前帧和下一帧中NEW时隙个数; p 表示CAP监测到占用的NEW时隙个数和总NEW时隙个数的比例,取值0.4是通过仿真得到的最佳值。

2.2 无冲突服务周期

UPMA++协议采用TDMA帧的方式对分组的传输进行组织和管理。帧的传输以起始分组(START)开始。CAP每发送一个分组或信标之后,有一个微时隙供一普通节点传输分组。一节点传输完分组后,CAP发送分组或信标通告下一个微时隙的开始。CAP仅当没有分组传输时才发送信标。当一帧中每个传输节点都有一次发送机会或帧长达到一定值时,CAP发送一个结束分组(END),表明竞争接入期的开始。该结束分组后的微时隙(NEW时隙)供激活节点竞争接入信道使用。当CAP中分组队列不空时,起始分组和结束分组可被附加在数据分组上的起始和结束标志所替代。

在一个节点的传输过程中,如果发送完当前分组,该节点的发送队列将变空,那么该节点在发送当前分组时携带发送结束信息(T)通知CAP本节点将无可发分组,并从下一帧开始退出轮询。因此,在传输帧中普通节点基本不浪费微时隙。同时,为了避免某一节点长时间占用信道,限制每个节点每次发送机会最多发送的分组数。特别指出,为了避免有周期性业务的节点(如节点A、D)不断的退出和加入轮询队列,当CAP收到此类节点发送带有“T”信息的分组后,并不马上将其从轮询队列中删除,而是将其保留在轮询队列中一定的时间 T_p (如2个帧长)。在此期间内,CAP在轮询周期继续为其分配微时隙。如果节点又有分组要发送(如节点D),则该节点可占用为其分配的微时隙发送一个分组;如果该节点在 T_p 内始终没有分组发送(如节点A),则CAP将其从轮询队列中删除。

因此,当网络规模较小或业务量较小时,一帧内到达的分组平均能够在一帧的时间内接受服务,因此UPMA++协议的帧长随网络业务负载的变化而变化,体现出信道资源分配

的灵活性;当网络中业务负载较大时,协议限制了最大无冲突服务周期的长度,从而减少了帧过长时积压的大量激活节点竞争有限 NEW 时隙引起的碰撞,降低了资源的浪费.另一方面,采用轮询机制有效的避免了发送节点之间的碰撞,也避免了资源的浪费.

3 性能分析

下面从平均消息时延、平均消息丢弃率和吞吐量三个性能指标讨论 UPMA++ 协议的性能.为便于分析,假设所有业务均为普通数据业务,竞争接入周期长度固定.表 1 列出了分析中使用的部分参数.

图 3 给出了协议的分析模型.新产生的消息以到达率 λ 到达系统后,首先通过竞争接入过程竞争服务机会.如果竞争接入信道成功,则该消息被加入轮询队列并等待在无冲突服务周期传输分组;否则,该消息执行退避操作,并和新产生的消息一起再次竞争接入,当竞争失败次数达到最大尝试接入次数后,该消息被丢弃.成功接入信道的消息以到达率 λ_{poll} 进入无冲突服务周期,服务期内服务率为 μ .

3.1 竞争接入周期

假定系统中有 N 个节点,且每个节点的消息到达率相同,都服从到达率为 λ_0 的 Poisson 过程,那么系统总的消息到达率为 $\lambda = N\lambda_0$.

根据图 3,接入期平均消息到达率 $\lambda_{access} = \lambda + \lambda'$, 其中 $\lambda' = \lambda_{access} p_{reject_access} - \lambda p_{reject_access}^{N_{try_access}}$. 于是,得到

$$\lambda_{access} = \lambda \frac{1 - p_{reject_access}^{N_{try_access}}}{1 - p_{reject_access}} \quad (1)$$

设 T_0 为每个分组的传输时间,即 $T_0 = L_{packet} / R_b$, 那么,帧长 T_{frame} 可以表示为

$$T_{frame} = (N_{new} + N_{packet}) \cdot T_{slot} + N_{packet} \cdot T_0 \quad (2)$$

于是,一帧内平均到达的消息数为 $x = \lambda_{access} T_{frame}$. 假定消息到达服从 Poisson 分布,一帧内到达 k 个消息的概率为 $\frac{x^k e^{-x}}{k!}$ ($k = 0, 1, 2 \dots$)^[6], 竞争接入期内只有一个消息选择某一时隙发送 SOP 的概率 $p_1 = \frac{1}{N_{nac}} \left(1 - \frac{1}{N_{new}}\right)^{k-1}$. 于是,每次接入消息被拒绝的概率为:

$$p_{reject_access} = 1 - \sum_{k=1}^{\infty} N_{nac} p_1 \frac{x^{(k-1)} e^{-x}}{(k-1)!} = 1 - e^{-\frac{x}{N_{new}}} \quad (3)$$

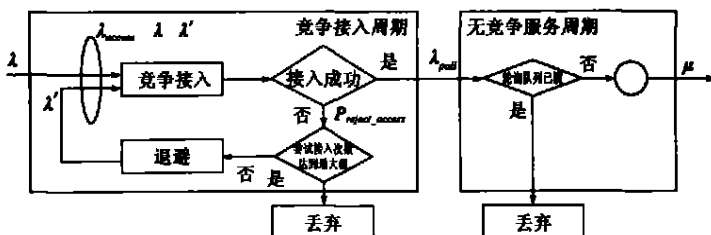


图 3 UPMA++ 协议的分析模型

表 1 参数定义

参数	含义	参数	含义
λ	消息到达率(消息/s)	R_b	信道速率(b/s)
λ_{access}	接入期消息平均到达率(消息/s)	λ_{poll}	轮询期消息平均到达率(消息/s)
L_{packet}	每个分组长度(Byte)	L	每个消息所含的分组数
N_{new}	每帧中 NEW 时隙个数	μ	消息的服务率
T_{slot}	时隙长度(s)	T_{frame}	一帧的传输时间(s)
N_{packet}	平均每帧发送的分组数	N_{try_access}	消息接入系统的最大尝试次数
N_{max_packet}	每帧最多可以发送的分组数	p_{reject_access}	接入期拒绝概率
D_{access}	平均接入时延(s)	p_{reject_poll}	轮询期拒绝概率
p_{drop}	平均消息丢弃率	D_{poll}	平均轮询时延(s)
S	吞吐量	D	平均消息时延(s)

定义平均接入时延为消息初次选择竞争接入 NEW 时隙的时刻起到成功接入信道之间的平均时间.节点以等概的方式选择接入的 NEW 时隙.当尝试接入次数 n 小于等于 $\log_2 N_{new}$ 时,节点选择 NEW 时隙的范围为 $(0, N_{new}]$; 当 n 大于 $\log_2 N_{new}$ 时,节点竞争接入的 NEW 时隙取值范围为 $(0, 2^n]$ (即按二进制指数方式增加),节点既可能在本帧竞争接入 ($0 < N_{access_slot} \leq N_{new}$),也可能经历几帧以后竞争接入 ($N_{access_slot} > N_{nav}$).设节点在第 i 次尝试时成功接入,则此时平均经历的帧数 $f(i)$ 为:

$$f(i) = \sum_{k=0}^{\log_2 N_{new} - 1} \sum_{j=0}^{N_{nav} - 1} \frac{1}{N_{new}} \frac{1}{N_{nac}^j} + \sum_{k=\log_2 N_{nav} + 1}^i \sum_{j=0}^{2^k - 1} \frac{1}{2^k} \frac{1}{N_{nac}^j} + i - 1 \quad (4)$$

于是,平均接入时延为:

$$D_{access} = \sum_{i=1}^{N_{try_access}} p_{reject_access}^{i-1} (1 - p_{reject_access}) f(i) T_{frame} \quad (5)$$

3.2 无冲突服务周期

无冲突服务期的工作过程近似视为 $M/M/1/m$ 模型^[6,7].根据图 3,轮询期的平均消息到达率 $\lambda_{poll} = \lambda_{access} (1 - p_{reject_access})$, 消息服务率 $\mu = \frac{1}{LT_0} \cdot \frac{N_{packet} (T_0 + T_{slot})}{T_{frame}}$. 设 $\rho = \lambda_{poll} / \mu$, 则轮询过程的拒绝概率为^[7,8]

$$p_{reject_poll} = \begin{cases} \frac{1}{m+1}, & \rho = 1 \\ \frac{1-\rho}{1-\rho^{m+1}} \rho^m, & \rho \neq 1 \end{cases} \quad (6)$$

那么,轮询部分平均时延为:

$$D_{poll} = l \Pi_0 \quad (7)$$

其中, l 为轮询列表中的平均消息数^[6], 且

$$l = \begin{cases} \frac{\rho}{1-\rho} - \frac{(m+1)\rho^{m+1}}{1-\rho^{m+1}}, & \rho \neq 1 \\ \frac{1}{2} m, & \rho = 1 \end{cases}$$

3.3 网络性能

综合以上分析,平均消息丢弃率为:

$$p_{drop} = 1 - \sum_{i=1}^{N_{try_access}} p_{reject_access}^{i-1} (1 - p_{reject_access}) \cdot (1 - p_{reject_poll}) \quad (8)$$

从消息产生时刻起到第一个 NEW 时隙到达时平均等待时间为 $T_{frame}/2$, 从消息成功竞争到 NEW 时隙时刻起到下一帧开始平均等待时间为 $N_{new} \times T_{slot}/2$, 于是平均消息时延为:

$$D = \frac{T_{frame}}{2} + D_{access} + \frac{N_{nav} T_{slot}}{2} + D_{poll} \quad (9)$$

吞吐量定义为信道带宽中用来传输业务的比率, 于是

$$S = (1 - p_{drop}) \mathcal{L} L_{packet} / R_b \quad (10)$$

3.4 帧长计算

单位时间内成功进入轮询队列的平均分组数为:

$$n_{packet} = \mathcal{L} (1 - p_{drop}) \quad (11)$$

网络中业务负载较小时, 系统资源得不到充分利用, 一帧内到达的消息平均能够在一帧的时间内接受服务, 于是 $n_{packet} T_{frame} = N_{packet}$, 将式(2)和式(11)代入, 得

$$N_{packet} = \frac{\mathcal{L} (1 - p_{drop}) N_{new} T_{slot}}{1 - \mathcal{L} (1 - p_{drop}) N_{nav} (T_{slot} + T_0)} \quad (12)$$

当系统处于饱和状态时, 一帧内成功到达轮询队列的分组数大于一帧能够发送的分组数, 此时帧长达到最大值, 平均每帧发送的分组数为: $N_{packet} = N_{max_packet}$

$$N_{packet} = N_{max_packet} \quad (13)$$

将式(12)和(13)分别代入式(2)即可求得平均帧长。

4 性能评估

本文假设信道是理想信道, 碰撞是导致分组传输失败的唯一原因. 不考虑传播时延. 表 2 列出了数值计算和计算机仿真分析 UPMA++ 协议性能时使用的部分参数.

表 2 参数设置

λ_0	T_{slot}	N_{try_access}	L_{packet}	L	R_b	N_{max_packet}
1(消息/s)	20 μ s	6	1200Byte	10	11Mbit/s	40

为了有效提高 UPMA++ 协议的吞吐量, 选择适当的 N_{new0} 值是减小竞争接入周期开销的关键. 实际应用中, 为减小系统的复杂度, 根据网络规模和节点负荷为系统设置适当的 N_{new} . 如果 N_{new} 值太大, 虽然能够减少 NEW 时隙冲突概率, 但是也会造成 NEW 时隙不被充分利用, 增大竞争接入周期的开销; 如果 N_{nav} 值太小, 会造成 NEW 时隙冲突概率的增大, 导致 NEW 时隙有效利用率的降低, 从而增大平均消息接入时延. 表 3 给出了表 2 条件下, 使用本文的理论分析方法得到 NEW 时隙个数的最佳设置.

表 3 最佳 NEW 时隙个数设置

N	20	40	60	80	100	120	140	160	180	200
N_{nav0}	2	2	2	2	3	4	5	6	6	7

随着网络规模的不断增大, NEW 时隙个数也有不同程度的增加. 图 4 给出了采用最佳 NEW 时隙个数时 UPMA++ 协议性能的计算结果和自适应调整 NEW 时隙个数下 UPMA++ 协议性能的仿真结果.

图 4 表明, UPMA++ 协议使用高效的冲突分解策略和妥善的轮询安排机制, 有效的保证了激活节点高效接入信道和传输节点无冲突传输分组, 因此该协议能够在较高的业务负荷下获得较高的吞吐量(95%, 远大于 IEEE802.11DCF 的饱和

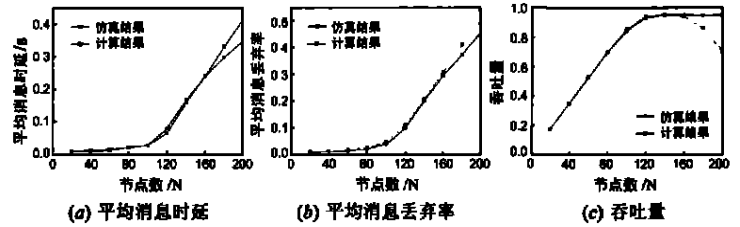


图 4 UPMA++ 协议的仿真结果和理论值的比较

吞吐量 84%^[9~11]). 图 4(c) 指出, 当网络规模达到 120 个节点时, 系统进入饱和状态. 在系统处于过饱和状态(140 节点)之前, UPMA++ 协议的计算结果和仿真结果非常接近, 验证了最佳 NEW 时隙个数选取的合理性和分析模型的正确; 当系统处于过饱和状态时, 消息到达率已不再服从指数分布, 本文的理论分析方法不再适用.

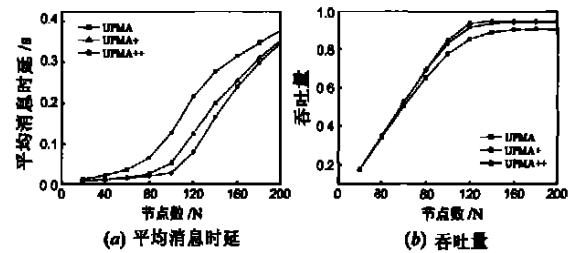


图 5 UPMA++ 协议与 UPMA 协议的性能比较

下面分别从竞争接入期和无冲突服务期使用的算法研究 UPMA 协议的性能改进. 图 5 给出了协议性能改进的仿真结果. 其中, UPMA+ 表示在 UPMA 协议基础上采用 2.2 节的轮询安排策略.

首先考虑改进无冲突服务周期下协议的性能. UPMA+ 协议中, CAP 只为有分组传输的节点分配时隙, 减少了无分组发送节点浪费的微时隙和 CAP 为这些节点分配微时隙的信标分组开销; 通过允许节点一次发送多个分组也减少了信标分组的开销, 从而减小了平均消息接入时延并提高了吞吐量. 根据图 5(a) 和 5(b), 当网络规模较小时, 随着节点数的增加, UPMA+ 越来越明显的减少了系统的平均消息时延, 当系统中业务负荷达到饱和状态(120 节点)时, 和 UPMA 协议相比, UPMA+ 的平均消息时延减小了约 0.1s, 系统的饱和吞吐量提高了 4%.

采用自适应调整 NEW 时隙个数的竞争接入冲突解决方法后, UPMA+ 的吞吐量和平均消息时延得到进一步的改善. 这是因为, 采用长度有限的帧长策略后, UPMA++ 协议能够根据上一帧的 NEW 时隙使用情况设置本帧 NEW 时隙个数, 避免了 NEW 时隙冲突后不断增加 NEW 时隙个数以满足竞争接入节点接入信道的需要, 既减小了竞争接入的开销也为竞争接入节点快速接入信道提供了保证. 与 UPMA 协议相比, UPMA++ 协议下系统的饱和吞吐量提高了 5%, 平均消息时延最大减小了 0.13s.

5 结论

本文提出了基于有效竞争接入高效无冲突传输的多址接入协议 UPMA++, 它综合了随机多址接入和固定分配多址接

入协议的优点,根据节点的实际需求对带宽资源动态分配,有效的利用了无线信道资源. UPMA++ 协议通过冲突分解策略使激活节点尽快接入信道,使用及时释放信道资源的资源重获方法减小传输开销.通过合理的设置竞争接入周期长度很好的解决了激活节点和传输节点之间的矛盾,大大提高了资源的使用效率.数值计算和仿真结果都表明,UPMA++ 协议很好的改善了网络的性能.

参考文献:

- [1] Wireless LAN Medium Access Protocol (MAC) and Physical Layer (PHY) Specification, IEEE Std 802. 11-1999[S]. The Institute of Electrical and Electronics Engineers, New York, 1999.
- [2] A Giuseppe, L Luciano. HIPERLAN/ 2 MAC protocol: stability and performance analysis [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(9): 1787- 1798.
- [3] Li Jiandong, Li Weiyang, Yang Jiawei. User dependent Perfect scheduling Multiple Access (UPMA) for wireless Internet access[A]. Future Telecommunications Forum[C]. Beijing, 1999.59- 63.
- [4] Kai Liu, T Wong, Jiandong Li, J Han. Performance analysis of UPMA protocol for wireless multihop mobile ad hoc networks[A]. WCNC 2003 [C]. 2, March 2003. 971- 976.
- [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 [J]. 电子学报. 21(10): 38- 46.
Li Jiandong. The SelfOrganizing Algorithm and Prototgpe System of a Multi Channel Packet Radio Network [J]. Acta Electronica Sinica. 21 (10): 38- 46(in Chinese).
- [6] Schwartz M. 宽带网络性能分析[M]. 北京: 清华大学出版社, 1998.
Schwartz M. Broadband Integrated Networks[M]. Prentice Hall International, Inc, 1996.333- 353.

- [7] D Bertsekas, R Gallager. Data Networks[M]. Second Edition. Prentice Hall International, 1992.
- [8] 李建东. 信息网络理论基础[M]. 西安: 西安电子科技大学出版社, 2001. 53- 64.
- [9] H Chen, Y li. Performance model of IEEE 802. 11 DCF with variable packet length[J]. IEEE Communication Letters, Mar. 2004, 18(3): 186 - 188.
- [10] G Bianchi. Performance analysis of the IEEE 802. 11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal of Selected Areas in Communications, March 2000, 18(3): 535- 547.
- [11] F Cali, M Conti, E Gregori. Dynamic tuning of the IEEE 802. 11 protocol to achieve a theoretical throughput limit[J]. IEEE Transactions on Networking, Dec. 2000, 8(6): 785- 799.

作者简介:



刘 静 女, 1976 年出生于江苏睢宁, 2001 年于西安电子科技大学获硕士学位, 现为西安电子科技大学博士研究生, 研究方向为无线局域网、多速率传输和宽带无线 IP 等. E-mail: jingliu-lj@yahoo. com. cn



李建东 男, 1962 年出生于江苏阜宁, 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 个人通信技术专家组成员, 主要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、软件无线电和宽带无线 IP 等方面.