

根据用户数目妥善安排传输的多址接入协议性能的理论分析

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 西安 710071)

摘 要: 该文基于有效竞争接入、高效无冲突轮询传输的思想改进了根据用户数目妥善安排传输的多址接入(UPMA)协议, 根据业务需求对上下带宽资源实行动态分配, 使用有效的冲突解决策略保证节点尽快接入信道, 采用高效的无冲突轮询传输避免了传输开销。该文还给出了协议的理论分析模型, 并通过计算机仿真验证了理论模型的正确性。理论值和仿真结果表明提出的协议可以提供高的通过量、较低的平均消息时延和较小的平均消息丢弃率。最后通过理论计算给出了在给定无竞争服务周期长度的情况下竞争接入周期的最佳长度。

关键词: 多址接入协议, 自组织算法, 性能分析

中图分类号: TN919.2 文献标识码: A 文章编号: 1009-5896(2005)11-1795-06

Theoretic Analysis on the Performance of User-Dependent Perfect-Scheduling Multiple Access Protocol

Liu Jing Li Jian-dong Zhou Lei Zhang Guang-hui

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

Abstract Based on the idea of contention reservation access and polling transmission, a modified User-dependent Perfect-scheduling Multiple Access (UPMA) protocol is proposed, the bandwidth can be allocated dynamically to the uplink and downlink according to the service requirement, the active node can access the channel rapidly by effective collision resolution scheme, and no transmission overhead will be wasted during transmission by the valid polling scheme. Meanwhile, the theoretic analytical model is proposed and its correctness is validated by simulation. The theoretic value and the simulation results show that the proposed protocol has a high throughput, low information delay and small information dropping probability. Finally, with the theoretic analysis, to a given length of polling period, the optimal length of contention access period is given.

Key words Multiple access protocol, Self-organizing algorithm, Performance analysis

1 引言

近年来, 无线局域网引起越来越多的关注和应用, 设计一个高效的媒质接入协议是保证所有节点有效共享有限信道资源的关键。迄今为止, 大多数媒质接入协议都有一个共同的特征: 上、下行业务在不同的物理信道上传输, 那么当上行业务负荷很重时, 即使下行信道空闲, 上行信道也很难利用下行信道的空闲时隙, 反之亦然。这就造成信道资源得不到充分利用。文献[1]提出了根据上、下行业务的负载动态分配信道资源的根据用户数目妥善安排传输的多址接入

(UPMA)协议, 该协议综合了传统的竞争接入协议和轮询机制^[2]的优点, 但是并没有考虑竞争接入周期和无竞争服务周期之间的关系。本文提出在轮询上减小系统开销在竞争接入上引入冲突解决策略的改进方案, 并根据竞争接入周期和无竞争服务周期的工作机制提出了协议的理论分析模型, 研究了两个周期长度之间的关系对系统性能的影响。

2 UPMA 协议

文献[1]首次提出了根据用户数目妥善安排传输的多址

2004-05-17 收到, 2004-11-02 改回

国家自然科学基金和微软亚洲研究院联合资助项目(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(60496316), 国家 863 计划重大课题(2001AA123031)和教育部科学技术研究重点项目(104171)资助课题

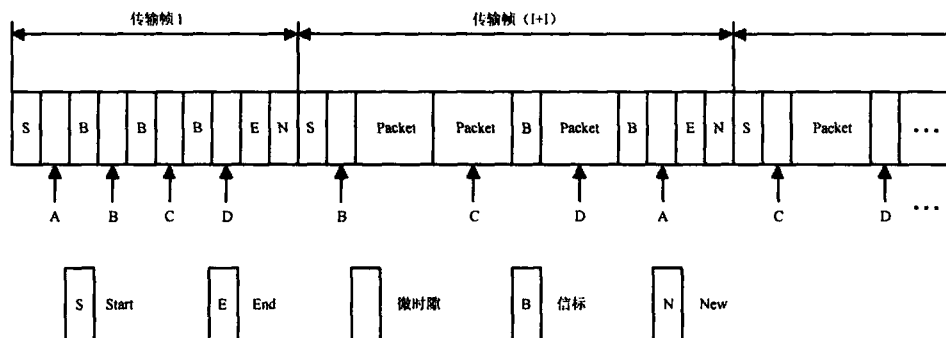


图1 原始UPMA协议帧格式

接入(UPMA)协议,其帧结构如图1所示,中心接入点(CAP)根据自组织算法确定节点数目,以循环服务规则安排分组的传输。帧的传输以起始分组(Start)开始。CAP发送每个分组或信标后,有一微时隙供一个普通节点传输分组。如果该节点没有分组要传输就使该微时隙空闲。一个节点传输完后,CAP发送分组或信标来通告下一个微时隙的开始以让另一个节点接入。仅当CAP没有分组传输时才发送信标。当在一帧中每个节点都有一次机会发送分组时,CAP就发送一个结束分组(End)。该结束分组后的微时隙供新节点的接入使用。CAP以循环顺序发送分组到不同节点。当CAP中的分组队列不空时,起始(Start)和结束(End)分组可被附加在分组后的起始和结束标志所替代。

显然,该协议仍然把没有分组发送的空闲节点加入了轮询队列,这样当节点无分组发送时,仍然要使用许多不必要的微时隙,因此,信道利用率还有进一步提高的潜力。每帧中只预留一个New时隙供新节点的加入使用,当网络有多个节点同时要求接入信道时,会引起碰撞,因此需要一种有效的机制减小这种碰撞。另外,该协议将一个轮询周期的时长视为一帧的帧长,当网络业务负荷较大时会造成帧长过长的现象。从用户角度出发,竞争接入阶段的用户期望尽快通过竞争接入加入轮询队列,因此当竞争发生碰撞时,它希望尽快地再次竞争信道,这就要求系统的无冲突轮询服务时间尽可能短;无冲突轮询服务阶段的用户期望能够尽快地接受服务并减小开销,因此期望竞争接入阶段尽快到来。因此对竞

争接入阶段的长度和无冲突服务阶段的长度进行有效地折衷是改善协议性能的关键。为此,我们提出改进的UPMA协议,从协议的实现角度视为竞争接入周期和无竞争服务周期交替出现的过程。该协议更好地协调用户的需求,同时充分利用有限的信道资源。为区别本文提出的改进的UPMA协议,本文随后将文献[1]提出的UPMA协议称为原始UPMA协议。

2.1 无竞争周期的轮询传输

本文考虑一种具有中心接入点(CAP)的无线接入网络,网络拓扑呈星型。CAP连接到Internet骨干网,其它节点直接和CAP通信。

UPMA协议的核心思想是:通过自组织算法^[3]确定每一小区中处于激活态节点的数目,然后CAP使用动态TDMA方式为每个激活节点分配发送时隙。这样既保证了高效接入,又能保证节点一旦接入,在发送分组的过程中不会发生碰撞。UPMA协议的帧结构如图2所示。图中,A,B,C和D代表4个节点,节点D在竞争接入周期成功接入信道。

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)。该结束分组后的微时隙(New时隙)供激活节点接入使用。当CAP中分组队列不空时,起始分组和结束分组可被附加在分组上的起始和结束标志所替代。

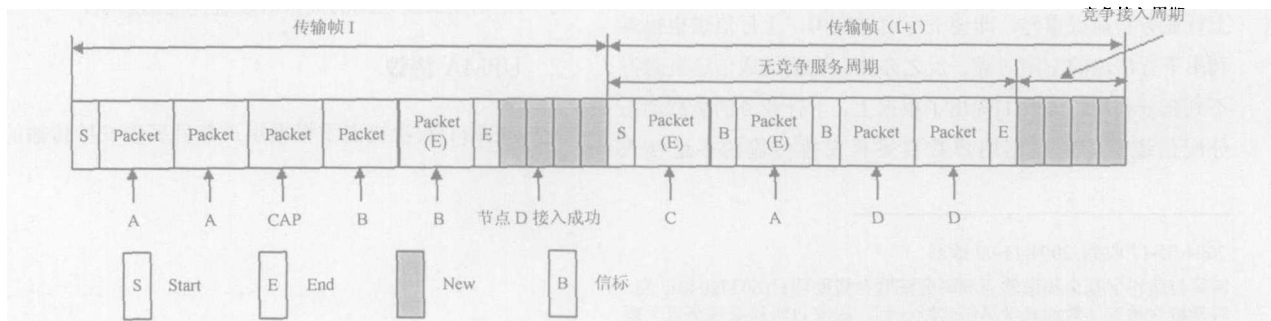


图2 星型模式UPMA帧格式

由于在一个节点的传输机会中, 如果发送完当前分组, 该节点的发送队列将变空, 那么节点发送当前分组时携带发送结束信息(E)通知 CAP 本节点将无分组可发, 并从下一帧开始退出轮询。因此, 在传输帧中普通节点不会浪费微时隙。

2.2 竞争接入周期的冲突分解

当一节点激活时, 它在当前帧的 New 时隙中发送自组织分组(SOP)^[3], 并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一个 New 时隙发送 SOP。

如果网络中只有一个激活节点, 那么节点无需竞争即可被 CAP 加进其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 New 时隙, 就可能发生碰撞。如果发生碰撞, 根据竞争接入次数按照均匀随机退避或者二进制指数退避的方法重新选择竞争接入的 New 时隙。

设 N_{new} 是竞争接入周期 New 时隙的个数, n 是尝试接入的次数。当尝试接入次数小于等于 $\log_2 N_{new}$ 时, 使用均匀随机退避; 当尝试发送次数 n 大于 $\log_2 N_{new}$ 时, 使用二进制指数退避算法。因此, 消息选择竞争接入的时隙为:

$$N_{access_slot} = \begin{cases} \text{rand}(N_{new}), & n \leq \log_2 N_{new} \\ \text{rand}(2^n), & \log_2 N_{new} < n \leq N_{try_access} \end{cases} \quad (1)$$

3 性能分析

本文做如下假设: 理想信道, 不考虑消息的生存时间, 假定业务无需中转^[4]。表 1 列出了分析中使用参数。

本文从平均消息时延、平均消息丢弃率和通过量 3 个性能指标讨论 UPMA 协议的性能。图 3 给出了协议的分析模型。外部消息以总到达率为 λ 到达系统, 经过竞争接入过程后以到达率 λ_{poll} 进入无竞争服务周期, 由于竞争过程可能会引起消息的丢弃因此 $\lambda \geq \lambda_{poll}$ 。经过无竞争服务周期的队列管理操作后, 消息以服务率 μ 接受服务。

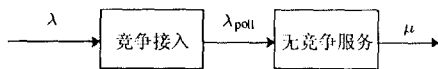


图 3 UPMA 协议的分析模型

3.1 竞争接入部分性能分析

图 4 给出了竞争接入过程的分析模型。外部消息以到达率 λ 到达系统后, 首先经历竞争接入过程竞争接受服务的机会。如果竞争成功, 则该消息进入无竞争服务周期; 否则, 该消息执行退避操作, 并和新产生的业务一起再次竞争接入, 当竞争失败次数到达最大尝试接入次数后, 该消息被丢弃。

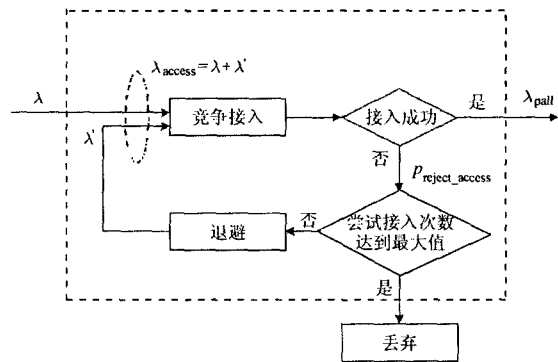


图 4 竞争接入过程

假定系统中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 λ 为

$$\lambda = N\lambda_0 \quad (2)$$

(1) 消息平均有效到达率 竞争接入失败后重新竞争 New 时隙的平均消息到达率 λ' 为

$$\lambda' = \lambda_{access} p_{reject_access} - \lambda p_{reject_access}^{N_{try_access}} \quad (3)$$

于是, 接入部分消息的平均有效到达率为

$$\lambda_{access} = \lambda + \lambda' = \lambda + \lambda_{access} p_{reject_access} - \lambda p_{reject_access}^{N_{try_access}} \quad (4)$$

得到
$$\lambda_{access} = \lambda \frac{1 - p_{reject_access}^{N_{try_access}}}{1 - p_{reject_access}} \quad (5)$$

(2) 接入部分消息拒绝概率 根据接入部分的消息平均有效到达率, 每一帧的时间 T_{frame} 内到达的平均有效消息数为

$$x = \lambda_{access} T_{frame} = \frac{1 - p_{reject_access}^{N_{try_access}}}{1 - p_{reject_access}} \lambda T_{frame} \quad (6)$$

其中 $T_{frame} = (N_{new} + N_{packet}) \cdot T_{slot} + N_{packet} \cdot T_0$, $T_0 = L_{packet} / R$ 。

假定业务到达服从 Poisson 分布, 那么一帧内到达 k 个消息的概率为 $(x^k e^{-x} / k!)$ ($k = 0, 1, 2, \dots$), 竞争接入周期内只有一个消息选择某一时隙发送的概率 $p_1 = (1/N_{new})(1 - 1/N_{new})^{k-1}$ 。于是, 每次接入时, 消息被拒绝的概率为

$$p_{reject_access} = 1 - \sum_{k=1}^{\infty} N_{new} p_1 \frac{x^{(k-1)} e^{-x}}{(k-1)!} = 1 - e^{-\frac{x}{N_{new}}} \quad (7)$$

(3) 平均接入时延 平均接入时延定义为从消息第一次选择竞争接入 New 时隙的时刻起到成功接入信道之间的平均时间。设消息在第 i 次试图接入时成功接入, 则此时平均经历的帧数 $f(i)$ 为

$$f(i) = \sum_{k=0}^{\log_2 N_{new}} \sum_{j=0}^{N_{new}-1} \frac{1}{N_{new}} \left[\frac{j}{N_{new}} \right] + \sum_{k=\log_2 N_{new}+1}^i \sum_{j=0}^{2^k-1} \frac{1}{2^k} \left[\frac{j}{N_{new}} \right] + i - 1 \quad (8)$$

表1 参数定义

参数	含义	参数	含义
λ_0	每个节点的消息到达率(消息/s)	λ	总的消息到达率(消息/s)
λ_{access}	接入过程消息平均有效到达率(消息/s)	λ_{poll}	轮询过程消息平均到达率(消息/s)
R	信道速率(bit/s)	L	每个消息所含的分组数
L_{packet}	每个分组长度(Byte)	T_0	分组传输时间(s)
N_{new}	每帧中 New 时隙的个数	T_{frame}	一帧的传输时间(s)
N_{packet}	平均每帧发送的分组数	$N_{\text{try_access}}$	消息接入系统的最大尝试次数
$N_{\text{max_packet}}$	每帧最多可以发送的分组数	N	网络中节点数
T_{slot}	时隙长度(s)	$f(i)$	第 i 次尝试接入时平均经历的帧数
$p_{\text{reject_access}}$	接入部分拒绝概率	$p_{\text{reject_poll}}$	轮询部分拒绝概率
D_{access}	平均接入时延(s)	D_{poll}	平均轮询时延(s)
μ	消息的服务率	l	轮询队列的平均队长
p_{drop}	平均消息丢弃率	D	平均消息时延(s)
s	通过量	m	轮询队列的最大长度

其中第1项和第2项分别表示在一帧的 New 时隙中按均匀随机退避和二进制指数退避法选择的竞争接入时隙到达时平均经历的帧数, 显然第1项值为0。 $1/N_{\text{new}}$ 和 $1/2^k$ 分别表示两种情况下选择第 $j+1$ 个 New 时隙的概率, j 表示选择的 $j+1$ 个时隙到达时经历的时隙数, $\lfloor j/N_{\text{new}} \rfloor$ 表示选择的时隙到达时经历的帧数。那么, 平均接入时延为

$$D_{\text{access}} = \sum_{i=1}^{N_{\text{try_access}}} p_{\text{reject_access}}^{i-1} (1 - p_{\text{reject_access}}) f(i) T_{\text{frame}} \quad (9)$$

3.2 无竞争服务部分性能分析

无竞争服务过程为轮询队列中的节点提供无竞争的服务, 视为 $M/M/1/m$ 排队模型^[5]。

(1) 平均消息到达率 无竞争服务周期的平均消息到达率 λ_{poll} 和消息服务率 μ 分别为

$$\lambda_{\text{poll}} = \lambda_{\text{access}} (1 - p_{\text{reject_access}}) \quad (10)$$

$$\mu = \frac{1}{LT_0} \cdot \frac{N_{\text{packet}}(T_0 + T_{\text{slot}})}{T_{\text{frame}}} \quad (11)$$

那么, 信道利用率 ρ 为

$$\rho = \frac{\lambda_{\text{poll}}}{\mu} = \lambda LT_0 (1 - p_{\text{reject_access}}) \frac{T_{\text{frame}}}{N_{\text{packet}}(T_0 + T_{\text{slot}})} \quad (12)$$

(2) 轮询过程的拒绝概率 根据 $M/M/1/m$ 排队模型^[5], 轮询过程的拒绝概率 $p_{\text{reject_poll}}$ 为

$$p_{\text{reject_poll}} = \begin{cases} \frac{1}{m+1}, & \rho = 1 \\ \frac{1-\rho}{1-\rho^{m+1}} \rho^m, & \rho \neq 1 \end{cases} \quad (13)$$

(3) 轮询时延 定义轮询时延为从消息的第一个分组开始传输到它的最后一个分组传输完毕之间的时间, 用 D_{poll} 表示。设轮询列表中的平均消息数目为 l , 则

$$l = \begin{cases} \frac{\rho}{1-\rho} - \frac{(m+1)\rho^{m+1}}{1-\rho^{m+1}}, & \rho \neq 1 \\ \frac{1}{2}m, & \rho = 1 \end{cases} \quad (14)$$

那么, 轮询部分平均时延为

$$D_{\text{poll}} = l l T_0 \quad (15)$$

3.3 网络性能

(1) 平均消息丢弃率 综合以上分析, 消息的平均丢弃率为

$$p_{\text{drop}} = 1 - \sum_{i=1}^{N_{\text{try_access}}} p_{\text{reject_access}}^{i-1} (1 - p_{\text{reject_access}}) (1 - p_{\text{reject_poll}}) \\ = p_{\text{reject_poll}} + p_{\text{reject_access}}^{N_{\text{try_access}}} - p_{\text{reject_poll}} \cdot p_{\text{reject_access}}^{N_{\text{try_access}}} \quad (16)$$

(2) 平均消息时延 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 $T_{\text{frame}}/2$, 从成功竞争到 New 时隙时刻起到下一帧开始平均等待时间为 $N_{\text{new}} \times T_{\text{slot}}/2$, 于是消息的平均时延为

$$D = \frac{T_{\text{frame}}}{2} + D_{\text{access}} + \frac{N_{\text{new}} T_{\text{slot}}}{2} + D_{\text{poll}} \quad (17)$$

(3) 通过量

$$s = (1 - p_{\text{drop}}) \lambda L T_0 \quad (18)$$

3.4 帧长的计算

上述分析均是在考虑帧长固定且已知的情况下进行的。下面从网络中业务负荷欠饱和和饱和状态两个方面讨论平均每帧发送的分组数。

单位时间内成功进入服务队列的平均分组数为

$$n_{\text{packet}} = \lambda L (1 - p_{\text{drop}}) \quad (19)$$

每一帧的帧长为

$$T_{\text{frame}} = (N_{\text{new}} + N_{\text{packet}}) \cdot T_{\text{slot}} + N_{\text{packet}} \cdot T_0 \quad (20)$$

当网络中业务负荷较小即处于欠饱和状态时, 系统的资

源得不到充分利用，因此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 $n_{\text{packet}} T_{\text{frame}} = N_{\text{packet}}$ ，将式(19)和式(20)代入，得

$$\lambda L(1 - p_{\text{drop}})[(N_{\text{new}} + N_{\text{packet}}) \cdot T_{\text{slot}} + N_{\text{packet}} \cdot T_0] = N_{\text{packet}} \quad (21)$$

当系统处于饱和状态时，每帧时间内成功到达轮询队列的分组数大于每帧的帧长，导致消息在轮询队列中的排队等待，进而造成轮询队列满引起的消息丢弃，此时每帧的帧长达到最大值。因此，平均每帧发送的分组数为：

$$N_{\text{packet}} = \begin{cases} \frac{\lambda L(1 - p_{\text{drop}})N_{\text{new}}T_{\text{slot}}}{1 - \lambda L(1 - p_{\text{drop}})(T_{\text{slot}} + T_0)}, & \rho \neq 1 \\ N_{\text{max_packet}}, & \rho = 1 \end{cases} \quad (22)$$

4 性能评估

表 2 列出了对 UPMA 协议进行性能评估时使用的部分参数。图 5 给出了 UPMA 协议使用上述分析得到的理论值和计算机仿真结果，其中 New 时隙的个数均为 4。图 5 说明，在

系统的承载能力达到饱和之前，UPMA 协议的理论值和仿真结果拟合得很好。根据图 5(c)，当网络中业务过饱和时(节点数大于 140)，理论值已经不能准确地反映 UPMA 协议的性能，这是因为当系统业务达到饱和以后，随着业务量的继续增大，消息的丢弃率急剧增加，无竞争接入周期的业务到达率已不再服从指数分布，本文的计算方法将不再适用。因此，在系统承载能力过饱和之前，理论分析能够很好地说明协议的性能。

根据图 5，由于 UPMA 协议能够根据用户数目妥善安排消息进行无碰撞的传输，高效的冲突解决策略有效地提高接入效率，因此该协议能够在较高的业务负荷下获得较高的通过量(94%)，在系统承载能力饱和之前获得较小的平均消息时延和平均消息丢弃率。当网络中总的业务负荷到达一定值(120 个节点)以后，系统的通过量达到最大值，系统的承载能力也达到饱和；随着节点数的继续增大，消息平均时延增大的速度变慢，而消息的平均丢弃率继续增大。

表 2 参数设置

λ_0	T_{slot}	$N_{\text{try_access}}$	L_{packet}	L	R	$N_{\text{max_packet}}$
1(消息/s)	20 μs	6	1200Byte	10	11Mbit/s	10

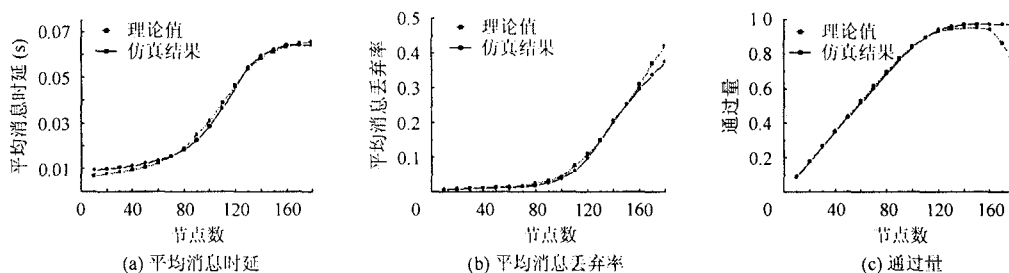


图 5 UPMA 协议性能的理论值和仿真结果

图 6 给出了在给定无竞争服务周期长度下，竞争接入周期大小对协议性能的影响。图 6 说明，New 时隙个数对平均消息丢弃率和通过量影响不大，但对消息的平均时延有明显影响。根据图 6(a)，当网络中节点数超过 80 时，New 时隙个数对平均消息时延的影响越来越明显。当网络中业务量较小时，新到达的消息可以很快地成功竞争到 New 时隙，因此对网络性能影响不大；当网络中节点数继续增大时，竞争 New 时隙的消息数增大，竞争碰撞概率也在增大，这

样，采用二进制指数退避选择 New 时隙的范围增大，从而接入前需要等待的 New 时隙数增大，而每帧的 New 个数固定，这样消息接入时需要经历的帧数也在增大，从而导致竞争接入的时延增加，因此消息的平均时延增大。根据图

6(a)， $N_{\text{new}} = 8$ 时系统的平均消息丢弃率最小，通过量最大； $N_{\text{new}} = 4$ 时，系统的平均消息时延最小； $N_{\text{new}} = 2$ 时系统的平均消息时延和平均消息丢弃率最大，而通过量最小。这说明，在给定无竞争服务周期长度的情况下，当 New 时隙个数较小时，节点接入信道之前经历的帧数较大，因此平均消息时延较大；当 New 时隙个数较大时，在原有的 New 时隙范围内重新尝试接入时失败的概率较大导致尝试接入的次数较大，因此节点成功接入信道之前平均经历的帧数较大，从而平均消息时延较大。综合以上分析，当无竞争服务周期最多可以发送 10 个分组，New 时隙个数取 4 时，系统获得性能最佳。

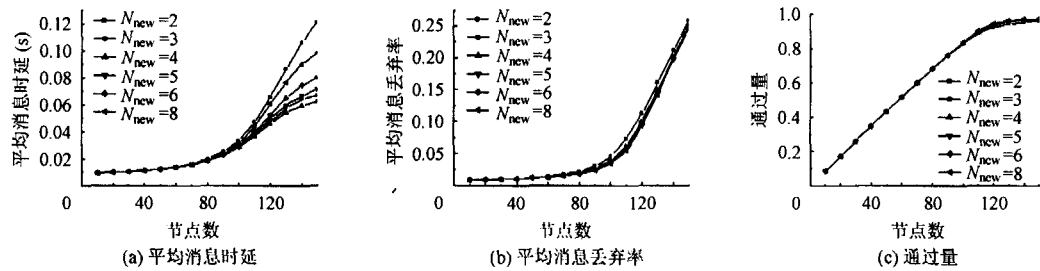


图6 竞争接入周期不同时 UPMA 协议的性能

图7给出了在上述分析参数和给定无冲突服务周期时竞争接入周期的最佳设置下, UPMA 协议与其原始协议的性能比较。仿真结果表明, 原始 UPMA 协议和本文提出的 UPMA 协议均能够很好地工作在网络规模较大的情况。采用本文提出的 UPMA 协议, 平均消息时延和通过量都有明显的改善, UPMA 协议的系统饱和通过量比其原始协议提高了5%。随着节点数的增加, 平均消息时延改善的程度越来越明显, 当系统达到饱和状态时(140 个节点), 平均消息时延降低了0.2s。根据上述分析, 提出的 UPMA 协议大大改善了系统的性能。

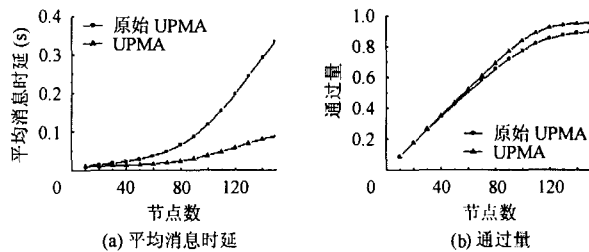


图7 UPMA 协议与其原始协议的性能比较

5 结束语

本文深入研究了根据用户数目妥善安排传输的多址接入(UPMA) 协议, 提出了通过冲突解决算法降低竞争碰撞概率和使用高效轮询方案减小轮询开销的改进策略。随后提出了协议的理论分析模型, 并通过仿真验证了模型的正确性, 理论值和仿真结果均表明提出的协议可以提供高的通过量、较低的平均消息时延和较小的平均消息丢失率。最后通过理论计算研究了竞争接入周期长度和无竞争服务周期长度之间的关系, 给出了在给定无竞争周期长度的情况下竞争接入

周期的最佳值, 并通过仿真证明改进的 UPMA 协议性能优于其原始协议。

参考文献

- [1] 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.
- [2] Petras D, Kramling A, MAC protocol with polling and fast collision resolution for an ATM air interface, [http://www. Comnets.rwth-aachen.de/publications/D-Petras.html#Date-1996](http://www.Comnets.rwth-aachen.de/publications/D-Petras.html#Date-1996).
- [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. 电子学报, 1993, 21(10): 38 – 46.
- [4] Giuseppe Anastasi, Luciano Lenzini. HIPERLAN/1 MAC Protocol: Stability and performance analysis. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000, 18: 1787 – 1798.
- [5] Mischa Schwartz. Broadband Integrated Networks. Prentice Hall PTR, 1996: 333 – 353.

刘 静: 女, 1976 年生, 博士生, 感兴趣的领域包括无线局域网、多速率传输和宽带无线 IP 等. Email: jliu@pcn.xidianedu.cn.

李建东: 男, 1962 年生, 博士, 教授, 博士生导师, 担任美国 Cornell 大学访问教授, 现任西安电子科技大学通信工程学院院长和信息科学研究所所长.