

D-PRMA: 一种新的无线 Ad Hoc 网络资源预留 MAC 机制

李 云*** 隆克平* 赵为粮* 陈前斌* 吴诗其**
(重庆邮电学院光互联网及无线信息网络研究中心 重庆 400065)
(电子科技大学抗干扰国防重点实验室 成都 610054)

摘 要: 支持资源预留的介质访问控制 (MAC) 机制是无线 ad hoc 网络提供服务质量保证的关键。本文在分析分组预留多址接入 (PRMA) 的基础上, 给出了一种新的支持资源预留的无线 ad hoc 网络 MAC 机制: 分布式 PRMA (D-PRMA)。D-PRMA 的主要特点是分布式的, 这适合无线 ad hoc 网络无中心的特点, 同时, D-PRMA 具有很短的碰撞持续时间, 支持不同速率的实时业务, 避免了对分组的分片和重组。通过仿真, 本文进一步分析了 D-PRMA 的性能, 仿真结果表明 D-PRMA 能保证实时业务的带宽和时延。

关键词: 无线 ad hoc 网络, 介质访问控制, 服务质量, 资源预留

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 1009-5896(2005)06-0967-06

D-PRMA: A Novel MAC Mechanism Supporting Resource Reservation for Wireless Ad Hoc Networks

Li Yun*** Long Ke-ping* Zhao Wei-liang* Chen Qian-bin* Wu Shi-qi**
(*Special Res. Centre for Opt. Internet & Wireless Info. Networks, Chongqing Univ. of Posts & Telecomm., Chongqing 400065, China*)
(*Nat. Defense Key Lab of Anti-interference Comm. Tech., UESTC of China, Chengdu 610054, China*)

Abstract The Medium Access Control (MAC) mechanism plays a key role on supporting Quality of Service (QoS) in wireless ad hoc networks. Based on the analysis to Packet Reservation Multiple Access (PRMA), this paper gives a new MAC scheme, Distributed- PRMA (D-PRMA), which can reserve bandwidth for real-time services. D-PRMA is distributed, which is required for wireless ad hoc networks. At the same time, D-PRMA supports real-time services whose rates are different, avoids the fragment and reassembly of packets, and makes the collision duration short-lived. By simulation, the performance of D-PRMA is evaluated. The simulation results prove that D-PRMA can guarantee the bandwidth and delay of the real-time services.

Key words Wireless ad hoc networks, Medium access control, Quality-of-service, Resource reservation

1 引言

支持资源预留的介质访问控制 (Medium Access Control, MAC) 机制是无线 ad hoc 网络提供服务质量保证 (Quality of Service, QoS) 的关键。无线信道的带宽资源由若干无线节点共享, 为达到资源预留的目的, 需要协调共享带宽资源的无线节点对信道的访问。无线 ad hoc 网络无中心的特点使得集中式的 MAC 机制难以实施。目前, 提供 QoS 保证的分布式 MAC 机制是无线 ad hoc 网络研究的一个热点和难点。

已有的提供 QoS 保证的无线 ad hoc 网络 MAC 机制大致

可分为两种类型, 一类是支持业务区分的 MAC 机制^[1-3], 这类机制通过修改 IEEE 802.11DCF 的回退算法, 对不同优先级的业务, 设置不同的最小竞争窗口 (或任意帧间间隔时间, 或回退等级, 或回退因子), 从而达到为不同优先级的业务分配不同的带宽资源的目的。它们通常具有定性的业务区分能力, 但在网络拥塞时, 很难保证实时业务的 QoS。另一类是支持资源预留的 MAC 机制^[4-7]。这类机制通过竞争信道的节点间的协商, 为实时业务预留资源, 来达到保证 QoS 的目的。本文给出的分布式分组预留多址接入 (Distributed-Packet Reservation Multiple Access, D-PRMA) 属于后一种类型。

2004-1-6 收到, 2004-07-14 改回

国家 863 计划 (2003AA121540)、国家自然科学基金项目 (90304004)、重庆市教委科学技术研究项目 (050310) 和人事部归国人员择优资助项目联合资助课题

PRMA 是由 Goodman 等^[8]在 1991 年提出, 用于支持蜂窝无线网络中语音分组传送的资源预留 MAC 机制。PRMA 的基本原理如下: 对同一突发期的第一个语音突发分组, 语音终端在上行链路的空闲时隙以概率 p_v 发送该分组, 如果基站成功接收该分组, 则基站为该移动终端预留后续帧中的相同时隙, 用于发送后续的语音突发分组; 否则, 语音终端将在下一空闲时隙重新发送语音突发分组, 直至成功为止。在静默期, 为该终端预留的时隙被释放。有数据需要发送的数据终端在上行链路的空闲时隙以概率 p_d 发送数据分组, 不同于语音分组的发送, 基站不为后续的数据分组预留时隙, 数据终端在发送下一数据分组时将重新竞争上行信道。为了使语音分组的发送具有更高的优先级, 通常取 $p_v > p_d$ 。PRMA 利用了人讲话具有突发性的特点, 以统计复用方式共享上行无线链路, 从而提高对上行信道的利用率。

由 PRMA 的基本原理知, PRMA 在每一帧中为处于突发期的语音终端预留一个相同的时隙, 因此, PRMA 帧周期等于语音终端在突发期产生两个相邻语音分组的时间间隔, t_f 。设语音终端的语音编码器在突发期的输出数据速率为 s_v , 则语音分组的大小为 $s_v \times t_f + H$, 其中 H 为用作控制和管理开销, 包括数据链路层和物理层的开销。又设无线信道的传输速率为 C , 则 PRMA 的时隙长度为 $(s_v \times t_f + H)/C$, 一帧中的时隙总数为 $(C \times t_f)/(s_v \times t_f + H)$ 。PRMA 支持的实时业务的速率为 s_v , 即常用语音业务的数据发送速率, 因此 PRMA 支持的实时业务只能是语音业务。PRMA 支持的网络层数据分组的最大长度为 $s_v \times t_f$, 当网络层分组大于 $s_v \times t_f$, 该分组将被分片, 并在接收端被重组; 当网络层数据分组的长度小于 $s_v \times t_f$, 一个数据分组的发送时间将小于一个时隙长度, 导致对无线信道的利用不充分。在本文的第 2 节, 我们将在实现 D-PRMA 机制的同时, 给出对上述问题的解决方案。

与支持资源预留的时隙 Aloha 的原理相似。当同时支持语音和数据业务时, PRMA 的信道利用率较低, 为了提高无线信道的利用率, 文献[9-11]对 PRMA 作了进一步的改进。

PRMA 及其相应的改进机制由基站对移动终端访问信道进行集中控制, 不能直接应用于无线 ad hoc 网络。另外, PRMA 及其相应的改进机制存在如下缺点: 第一, PRMA 及其相应的改进机制在每一帧中为一个实时业务预留一个时隙, 因此, 它们只支持相同速率的实时业务; 第二, PRMA 及其相应的改进机制要求一个数据分组只能在一个时隙发送, 因此, 当数据分组的长度大于一个时隙所能发送的数据分组长度时, 将导致网络层对数据分组的分片和重组操作。

本文在分析 PRMA 的基础上, 给出了一种新的支持资源预留的无线 ad hoc 网络 MAC 机制——D-PRMA, 它同 PRMA

有一定的相似之处, 但有很大的不同: D-PRMA 适合无线 ad hoc 网络无中心的特点, 是分布实施的; D-PRMA 具有很短的碰撞持续时间; D-PRMA 支持不同速率的实时业务; D-PRMA 避免了对数据分组的分片和重组。通过仿真, 我们分析了 D-PRMA 的性能。

2 D-PRMA

2.1 PRMA 的分布实施

在给出 PRMA 的分布实施之前, 我们先给出无线 ad hoc 网络的模型。

一个无线 ad hoc 网络可用无向图 $G = (N, L)$ 表示。其中 N 为有限顶点集合, 对应无线 ad hoc 网络中的节点集合; L 为边集合, 对应无线 ad hoc 网络中节点间无线链路的集合。当无线节点 $n_1, n_2 (n_1, n_2 \in N)$ 相互在彼此的传输范围内时, 则 n_1, n_2 间存在一条双向的无线链路。将网络带宽分割为一组时隙 $S = \{S_1, S_2, S_3, \dots, S_M\}$ 。

定义节点 n_i 的相邻节点集合为 $NB_i = \{n_k \in N : (n_i, n_k) \in L\}$ 。定义在时刻 t 节点 n_i 的发送时隙集合为 TS'_i , 接收时隙集合为 RS'_i ; 节点 n_i 的相邻节点的发送时隙集合为 TSB'_i , 节点 n_i 的相邻节点接收时隙集合为 RSB'_i ,

则: $TSB'_i = \bigcup_{j, n_j \in NB_i} TS'_j$, $RSB'_i = \bigcup_{j, n_j \in NB_i} RS'_j$ 。根据上述定义,

我们在时刻 t , 节点 n_i 到节点 n_j 的空闲时隙集合为

$$IS'_{i \rightarrow j} = S - (TS'_i \cup RS'_i \cup RSB'_i \cup TSB'_i) \quad (1)$$

根据上述无线 ad hoc 的网络模型, 分布实现 PRMA 机制如下:

设在时刻 t , 节点 n_i 有分组需要发送到节点 n_j , 节点 n_i 在式(1)所示的某空闲时隙 s_j 的起始时刻随机延迟 t_d 后发送包含该分组的信息帧(这一点不同于 PRMA), 节点 n_j 在正确收到该分组时以 ACK 帧确认。 $t_d = x \times \text{Slot_Time}$, 其中 x 为在 $[0, X]$ 之间均匀分布的随机数, 定义 X 为最大延时窗口, Slot_Time 为时隙长度, 802.11 给出的建议值为 $20 \mu\text{s}$ 。 X 的大小将影响碰撞概率(当竞争信道的节点数为 n 时, 碰撞概率 p_{col} 与 X 的关系如式(2)所示), 就减小碰撞概率看, 我们希望 X 尽可能大, 但由式(3)知, 过大的 X 会浪费无线信道的带宽资源, 选取 X 的原则是在保证一定碰撞概率的前提下尽量减小 X 。

节点 n_i 选择空闲时隙的算法如下: 当节点 n_i 在时刻 t 需要选择空闲时隙时, 节点 n_i 从时刻 t 所在时隙的下一时隙开始, 到一帧的最后一个时隙止, 根据式(1)查找空闲时隙, 并在找到空闲时隙 s_j 时返回, 调度发送时刻为 s_j 的起始时刻与随机延迟 t_d 之和; 否则, 从 0 到时刻 t 所在时隙根据式(1)查找空闲时隙, 并在找到空闲时隙 s_j 时返回, 调度发送时刻为

下一帧的 s_i 的起始时刻与随机延迟 t_d 之和。

$$P_{\text{col}} = \begin{cases} 0, & n=1 \\ 1 - \left[n \cdot \frac{1}{X} \cdot \left(1 - \frac{1}{X}\right)^{n-1} + n \cdot \frac{1}{X} \cdot \left(1 - \frac{2}{X}\right)^{n-1} \right. \\ \left. + \dots + n \cdot \frac{1}{X} \cdot \left(1 - \frac{X-1}{X}\right)^{n-1} \right], & n \neq 1 \end{cases} \quad (2)$$

在信息帧(和 ACK 帧)的帧头中, 定义一表示帧中封装的分组的类型的字段 R , 其长度为 1bit。信息帧中 $R=1$ 表示该信息帧中封装的是语音分组(不包括一次语音突发的最后一个语音分组), $R=0$ 表示该信息帧中封装的是数据分组; ACK 帧中 $R=1$ 表示对封装语音分组的信息帧的应答(不包括对一次语音突发的最后一个语音分组的应答), $R=0$ 表示对封装数据分组信息帧应答。

定义时隙长度为发送固定长度的语音分组和 ACK 所需的时间之和, 即

$$s_L = \frac{l_v + H + l_A}{C} + X \times \text{Slot_Time} \quad (3)$$

其中 $l_v = s_v \times t_f$ 为语音分组的长度, l_A 为 ACK 帧的长度。

网络中的节点记录了当前时隙的预留情况, 空闲时隙的时隙号保存在“空闲时隙表 ST_i ”, 已预留时隙的时隙号保存在“预留时隙表 ST_r ”中。 ST_i 的每一表项有表示该表项在 ST_i 中的生存时间的定时器。当某表项对应的定时器超时, 节点删除该表项, 并将对应的时隙号添加到 ST_r 。在时隙 s_i 监听到 $R=1$ 的帧(包括 $R=1$ 的数据帧和 ACK 帧)的节点从 ST_i 删除 s_i , 并将 s_i 添加到 ST_r 中, 并设置对应的定时器值为 $t_C + m \times t_f$, t_C 为系统当前时间, t_f 为帧周期。 $m \times t_f$ 为连续检测到同一节点发送的语音分组之间的间隔时间, 在没有干扰和碰撞的理想情况下, $m=1$ 。在实际环境中, 由于临时的干扰和因节点移动带来的碰撞, n_i (或 n_j) 的相邻节点不一定能检测到 n_i 发送的所有信息帧(或 n_j 发送的 ACK 帧), 因此, 我们取 $m \geq 1$ 。定义 m 为预留时隙的延迟释放因子。

由式(1)知, 节点 n_i 在判断到节点 n_j 的空闲时隙时, 节点 n_i 需要知道节点 n_j 的相邻节点的发送时隙集合为 TSB'_j , 因此, 需要定期在相邻节点间交换彼此的 TSB。

如果节点 n_i 在时隙 s_i 发送某次语音突发的第一个分组并成功收到目的节点的 ACK 帧, 说明该时隙被成功预留, 节点 n_i 将在后续帧的相同时隙发送剩下的突发分组, 对一次突发的最后一个语音分组, 其信息帧的 $R=0$ 。如果没有收到目的节点的 ACK 帧, 节点将在下一空闲时隙重发, 直到成功或达到规定的重发次数。对后续的语音分组, 即使节点 n_i 收不到相应的 ACK 帧, 节点 n_i 也不重发这些分组。在下一

突发时间, 节点 n_i 重新以上述相同的方式发送该次突发的语音分组。如果节点 n_i 连续发送 m 个语音分组都没得到目的节点的确认(收到目的节点的 ACK 帧), 则说明到目的节点的链路已断, 节点 n_i 向上层实体发送相应的链路差错消息。

数据分组不预留时隙, 数据分组在空闲时隙被发送, 并在碰撞时(没有收到目的节点的 ACK)重发。为了保证语音分组具有更高的优先级, 取 $X_d > X_v$, X_v , X_d 分别为语音终端和数据终端的最大回退窗口。

上述 PRMA 的分布实施能有效支持固定速率的语音业务和数据业务。但存在如下问题: (1) 由于数据帧较长, 当发生碰撞时, 碰撞的持续时间也较长; (2) 不支持不同速率的实时业务。为了解决上述问题, 我们需要对 PRMA 的分布实施作进一步的改进。

2.2 减小碰撞持续时间的方案

本文采用与 802.11 DCF 类似的机制, 即 RTS/CTS 机制来减小碰撞的持续时间。但不同于 DCF, 这里在 RTS 帧和 CTS 帧均增加了预留信息字段 R 以及用于发送信息帧和 ACK 帧的时隙的时隙号 s_n 字段。 R 的用法同信息帧中 R 比特的用法相同, s_n 的长度为两字节。定义时隙长度如式(3)所示。

在时刻 t 有分组需要发送到节点 n_j 的节点 n_i 需要在式(1)所示的空闲时隙集合中选择连续的两个空闲时隙, 一个用于发送 RTS/CTS 帧, 一个用于发送信息帧和 ACK 帧, 设其时隙号为 s_n 。

检测到 RTS 帧的节点将 s_n 从 ST_i 中删除并添加到 ST_r 中。当 RTS 帧中 $R=1$ 时, 设置对应的超时定时器的值为 $t_C + m \times t_f + t_{RX}$; 当 $R=0$ 时, 设置对应的超时定时器的值为 $t_C + t_f + t_{RX}$ 。 t_{RX} 为收到 RTS 帧的时刻到 s_n 时隙的结束时刻之间的时间。收到 RTS 帧的目的节点向源节点发送 CTS 帧。检测到 CTS 帧的节点将 s_n 对应的时隙从 ST_i 中删除并添加到 ST_r 中。当 CTS 帧中 $R=1$ 时, 设置对应的超时定时器的值为 $t_C + m \times t_f + t_{CX}$, 当 $R=0$ 时, 设置对应的超时定时器的值为 $t_C + t_f + t_{CX}$ 。 t_{CX} 为收到 CTS 帧的时刻到 s_n 时隙的结束时刻之间的时间。

如果源节点收到 CTS 帧, 说明 s_n 时隙已被成功预留, 节点 n_i 将在该时隙发送对应的信息帧。封装语音分组的信息帧的 $R=1$, 封装数据分组的信息帧的 $R=0$ 。收到信息帧的目的节点向源节点发送 ACK 帧。检测到信息帧或 ACK 帧的节点需要作与 2.1 节完全一样的处理。

在引入 RTS/CTS 机制后, D-PRMA 能减小碰撞的持续时间, 从而提高对无线信道的利用率, 但还不能支持不同速率的实时业务, 同时, 对数据分组的传送, 仍然存在分片问题。

2.3 对不同速率的实时业务的支持方案

当仅支持固定速率的实时业务时, 我们给出时隙长度如式(3)所示。带入 $l_v = s_v \times t_f$, 我们有

$$s_L = \frac{s_v \times t_f + H + l_A}{C} + X \times \text{Slot_Time} \quad (4)$$

由式(4)知, 时隙长度跟实时业务的速率和形成连续的实时分组的时间间隔有关。如果仍然让一个实时业务分组在一个时隙发送, 则对不同速率的实时业务, 需要定义不同的时隙长度, 这在实际中是难以实现的。为此, 我们有两种选择: 方案一是让时隙足够长, 使得不同速率的实时业务的分组均能在一个时隙发送, 由于不同速率的实时业务产生的分组长度不同, 对于短的实时业务分组, 其发送时间小于一个时隙长度, 因此该方案将带来信道带宽资源的浪费; 方案二是定义一个合适的较短的时隙的长度, 使实时业务的分组可以在连续的多个时隙发送, 不同长度的实时业务分组可以有不同的发送时隙数。在这里, 我们采用方案二。

时隙长度的定义: 考虑到 2.2 节给出的减小碰撞持续时间的方案, 我们重新定义时隙长度为 $s_L = (l_R + l_C)/C + X \times \text{Slot_Time}$, 其中 l_R, l_C 分别为 RTS, CTS 帧的长度, C 为信道的传输速率。

设节点 n_i 在时刻 t 有长度为 l_p 的分组需要发送到节点 n_j , 则节点 n_i 需要判断在式(1)所示的空闲时隙集合中是否存在连续的一组空闲时隙 G_s , 用于 n_i 发送 RTS 帧, n_j 发送 CTS 帧; n_i 发送信息帧, n_j 发送 ACK 帧, 这组空闲时隙的数量为

$$|G_s| = \left\{ \left\lceil \frac{l_p + H + l_A}{C \cdot s_L} \right\rceil + 1 \right\} \quad (5)$$

$\{x\}$ 表示不小于 x 的最小正整数。

如果存在, 则在 G_s 的起始时刻作随机延迟后发送 RTS 帧, 并在 RTS 帧中给出发送信息帧的起始时隙号: $\text{head}(G_s) + 1$, $\text{head}(G_s)$ 表示 G_s 的起始时隙号, 以及用于发送信息帧和 ACK 帧所需的时隙总数: $|G_s| - 1$ 。RTS 帧的 s_n 字段用于记录起始时隙号, 同时需要再增加一长度为一个字节的字段, 用于记录发送信息帧和 ACK 帧所需的时隙总数。收到 RTS 帧(不管 R 的值为 1, 还是 0)的节点需要将序号位于 $\text{head}(G_s) + 1$ 到 $\text{head}(G_s) + |G_s| - 1$ 之间的时隙号从 ST_i 中删除, 并加入 ST_r 中。检测到 CTS 帧(不管 R 的值为 1, 还是 0)的节点将序号位于 $\text{head}(G_s) + 1$ 到 $\text{head}(G_s) + |G_s| - 1$ 之间的时隙号从 ST_i 中删除并添加到 ST_r 中。

收到 RTS 帧和 CTS 帧后的进一步的处理同 2.2 节, 不同的是 t_{RX} 为收到 RTS 帧的时刻到 G_s 的最后一个时隙的结束时刻之间的时间。 t_{CX} 为收到 CTS 帧的时刻到 G_s 的最后一个时隙的结束时刻之间的时间。

通过上述机制, 我们能在无线 ad hoc 网络中有效支持不同速率的实时业务, 并避免对第三层数据分组的分片和重

组。但存在如下两个问题:

问题 1 相邻发送节点的干扰问题

在图 1 中, 当支持不同速率的实时业务时, 节点 n_1 和节点 n_3 发送的分组长度可能不同, 如果节点 n_1 发送的分组长度大于节点 n_3 发送的分组长度, 则节点 n_4 在发送 ACK 时将对节点 n_2 的接收形成干扰。同时, 节点 n_1 的发送也将对节点 n_3 接收 ACK 形成干扰。

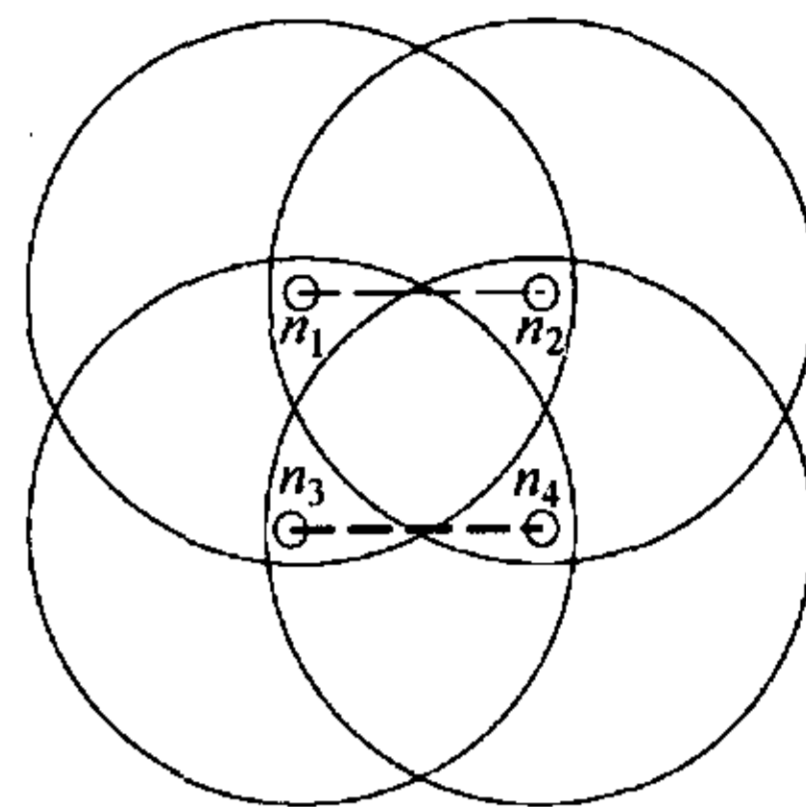


图 1 相邻发送节点的干扰问题

问题 2 带宽“碎片”问题

在上述支持不同速率的实时业务的机制中, 节点 n_i 在发送一次突发的第一个实时业务分组到节点 n_j 之前需要在式(1)所示空闲时隙集合中查找一组数量为式(5)的连续的空闲时隙。由于 D-PRMA 对信道的接入采用随机竞争方式, 因此, 预留时隙在帧中是随机分布的。可能出现这样的情况, 一帧中空闲时隙的总数大于式(5)所示的空闲时隙数, 但连续的空闲时隙数小于式(5)所示的空闲时隙数。在这种情况下, 节点 n_i 将不能利用这些空闲时隙。我们将这些分散的, 得不到利用的空闲时隙称为带宽“碎片”。带宽碎片存在的后果是浪费无线信道的带宽资源。

为解决相邻发送节点间的干扰问题, 我们修改节点 n_i 选择空闲时隙组的方法如下:

节点 n_i 除了需在式(1)所示的空闲时隙集合中选择空闲时隙组 G_s , 且 G_s 必须满足式(5)外, 当 $G_s \cap G_s^j \neq \emptyset$ (G_s^j 为节点 n_i 的相邻节点 n_j 的预留时隙集合)时, G_s 还必须满足式(6)和式(7):

$$\text{tail}(G_s) \in G_s^j \quad (6)$$

$$\text{tail}(G_s^j) \in G_s \quad (7)$$

其中函数 $\text{tail}(X)$ 的功能是从集合 X 中选出最大的时隙号。

式(6)的作用是使节点 n_i 的发送不会干扰其相邻节点对 ACK 的接收, 式(7)的作用是使相邻节点的发送不会干扰节点 n_i 对 ACK 的接收。通过增加条件式(6), (7), 我们便能够避免相邻发送节点间的干扰。

对问题 2, 我们提出一种称为“碎片整理”的算法, 其基本思想如下: 节点 n_i 在发送信息帧之前, 首先根据式(1)所示的空闲时隙集合, 判断自己已预留的时隙组之前是否有空闲时隙; 若有, 则将预留的时隙组的位置前移; 否则, 保留预留时隙组的位置不变。当多个节点因移动时隙组可能导

致碰撞时, 编号最小的节点优先。

由于新的发送节点在竞争信道时根据式(1)选择空闲时隙, 可能出现新的发送节点选择的空闲时隙同移位后的时隙组重叠的情况, 当这种情况发生时, 可能引起碰撞。为了避免这种情况, 新的发送节点不再根据式(1)选择空闲时隙, 而是从一帧的最后一个预留时隙之后选择空闲时隙。

3 D-PRMA 的性能仿真

本节采用常用的网络仿真工具 NS-2^[12], 将在无隐终端和有隐终端两种网络环境下对 D-PRMA 的性能进行仿真分析, 包括 D-PRMA 对实时业务的 QoS 保证、对无线信道的带宽利用率, 并同 802.11 DCF 进行比较。

3.1 无隐终端时的性能仿真

仿真的输入参数如下: 在 250m×250m 的平面拓扑中随机放置 40 个节点, 所有节点的无线信号均能彼此覆盖, 共建立 20 个业务流, 其中实时业务流 3 个, 数据业务流 17 个, 随机选 20 个节点作为发送节点, 另外 20 个节点作为接收节点。3 条实时业务流的数据发送速率分别为 32kbps、64kbps、128kbps, 数据业务流的分组大小为 576byte, 数据业务流给网络的负载均为 400kbps。帧周期为 0.05s, 信道速率为 2Mbps, 对语音终端和数据终端, 设置相同的最大竞争窗口 $X=31$ 。仿真时间从 1s 开始, 40s 结束, 每隔 1.2s, 统计该 1.2s 内实时业务的平均吞吐量, 对 802.11 DCF 和 D-PRMA, 仿真结果分别如图 2, 3 所示。

由图 2 的仿真结果知, 当采用 802.11 DCF 作为 MAC 机制时, 在 40s 的仿真时间内, 实时业务的吞吐量时大时小, 波动很大, 具有明显的不稳定, 这对支持恒定速率的实时业务是很不利的。这种现象是由 802.11 DCF 对每一实时业务分组均采用随机竞争发送方式造成的。

由图 3 的仿真结果知, 当采用 D-PRMA 作为 MAC 机制时, 在实时业务节点成功接入信道后(在上述仿真配置下, 我们通过仿真统计了实时业务的平均接入时间约为 60ms), 实时业务节点的吞吐量等于节点的数据发送速率, 且在统计间隔时间内保持恒定, 这是 D-PRMA 在每帧中为实时业务节点预留时隙的结果, 这说明了 D-PRMA 能很好地保证实时业务的带宽需求。

同时, 对实时业务, 仿真的 802.11 DCF 和 D-PRMA 的

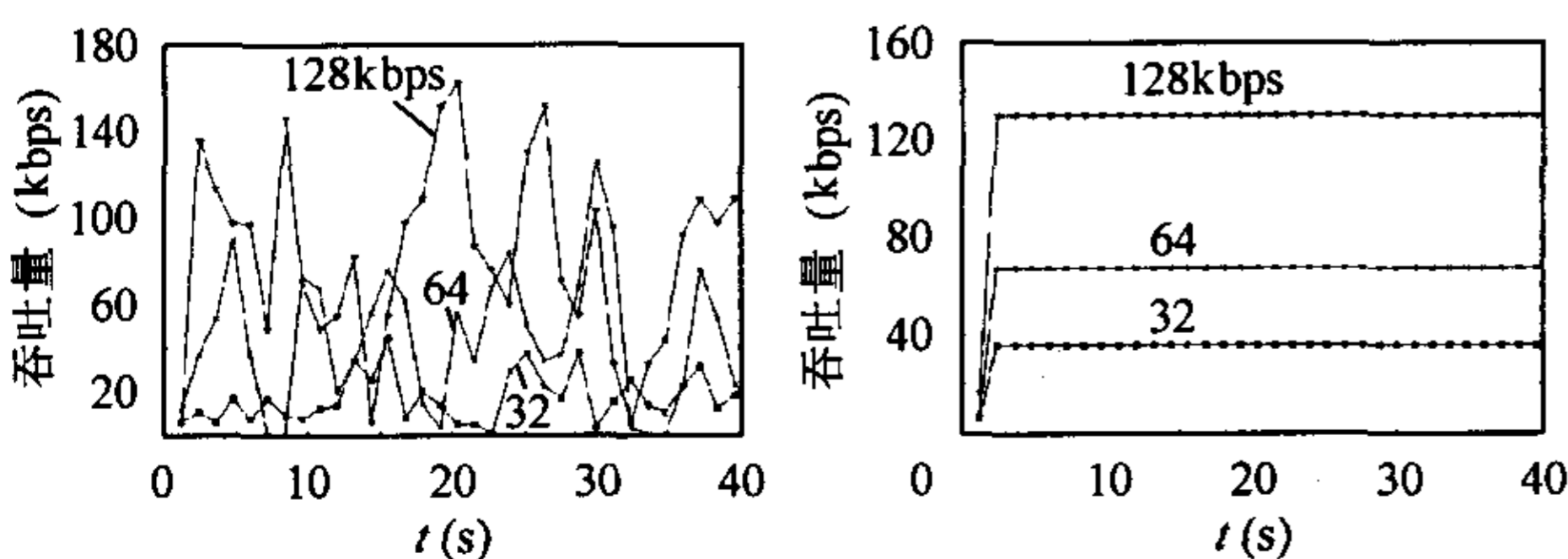


图 2 对 802.11 DCF, 实时业务的吞吐量

图 3 对 D-PRMA 时, 实时业务的吞吐量

分组延时分别如图 4, 5 所示。

由图 4 的仿真结果知, 当 MAC 机制采用 802.11 DCF 时, 实时业务的不同分组时延相差很大, 最大可达 2s, 最小为几个毫秒, 这样大的时延抖动明显不利于实时分组的传送。造成这一现象的原因同样是由于 802.11 DCF 对实时分组采用随机竞争发送方式, 不同分组在发送前可能等待不同的时间, 当网络拥塞时, 一个分组甚至需多次重发才能成功, 这将导致很大的分组时延。

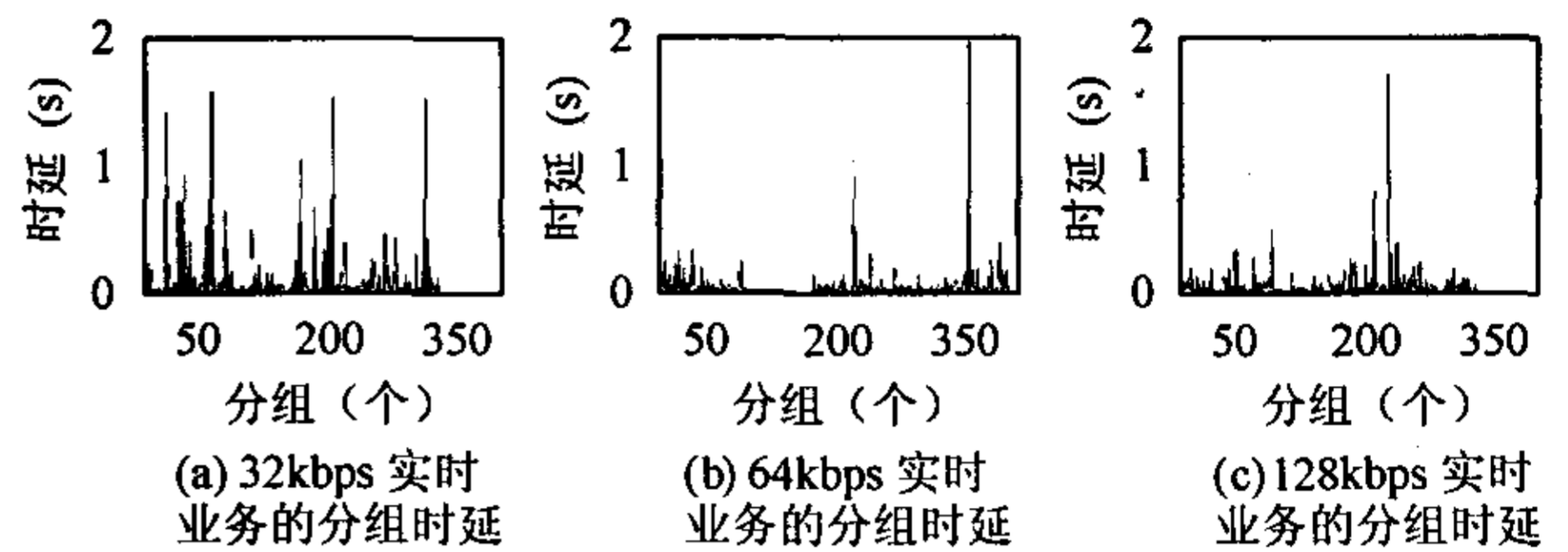


图 4 当采用 802.11 DCF 时, 实时业务分组的时延

由图 5 的仿真结果知, 当 MAC 机制采用 D-PRMA 时, 在实时业务成功接入信道之后, 不同分组经历相同的时延, 为一个帧周期(50ms), 这是由于 D-PRMA 在每帧中为实时业务分组预留了相应的发送时隙。对于实时业务的第一个分组, 由于采用竞争方式发送, 其经历的时延稍大些(约 60ms)。因此, 从时延和时延抖动的角度, D-PRMA 能提供对实时业务的 QoS 保证。

我们进一步仿真了 D-PRMA 和 802.11 DCF 的带宽利用率。仿真结果得出 D-PRMA 和 802.11 DCF 的信道带宽利用率分别为 69.62%和 68.48%, D-PRMA 的信道带宽利用率比 802.11 DCF 略高(约 1%), 这主要是因为实时业务成功接入信道后, D-PRMA 对语音分组采用数据帧加 ACK 帧 (DATA-ACK) 的方式发送, 去掉了 RTS/CTS 开销。可以想象, 当实时业务的比例增大时, D-PRMA 的信道带宽利用率会更高。

3.2 有隐终端时的性能仿真

仿真的输入参数如下: 仿真拓扑如图 6 所示, 其中, $n_3 \sim n_9$ 为节点 n_1 的隐终端, 共建立 8 条业务流, 其中 n_1 到 n_2 为实时业务流, 其余 7 条均为数据业务流, 实时业务流的数据发送速率为 32kbps, 数据业务流的分组大小为 576byte, 数据

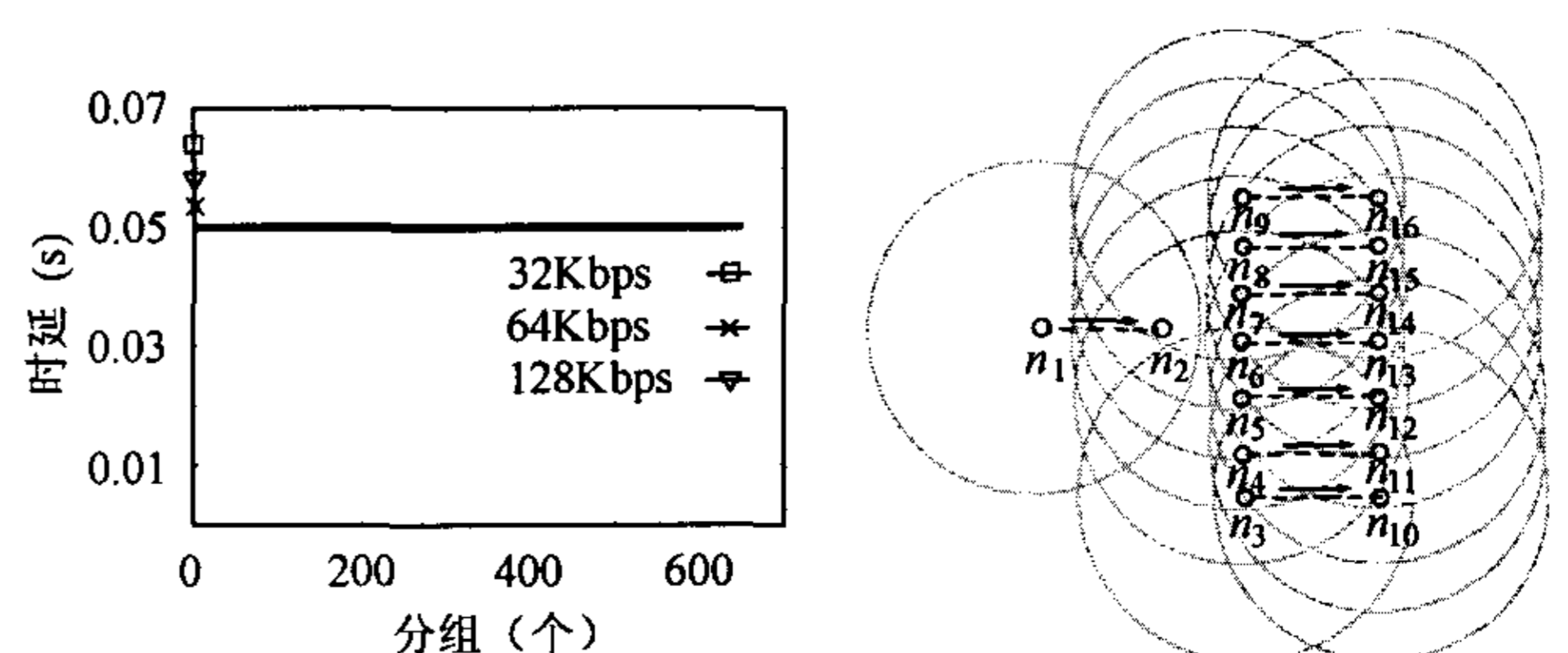


图 5 当采用 D-PRMA 时, 实时业务的分组时延

图 6 有隐终端时的仿真拓扑

业务流给网络的负载均为 400kbps。帧周期为 0.05s，信道速率为 2Mbps，对实时业务终端和数据终端，设置相同的最大竞争窗口 $X=31$ 。仿真时间从 1s 开始，40s 结束，每隔 1.2s，我们统计该秒内实时业务的平均吞吐量，对 802.11 DCF 和 D-PRMA，仿真结果分别如图 7、8 所示。同时，对实时业务，统计的 802.11 DCF 和 D-PRMA 的分组延时分别如图 9、10 所示。

由图 7~10 的仿真结果知，在存在隐终端的无线 ad hoc 网络中，802.11 DCF 不能对实时业务提供 QoS 保证，但 D-PRMA 能保证实时业务的带宽、时延和时延抖动。

3.1 和 3.2 节的仿真结果表明：802.11 DCF 由于不能为业务流提供带宽和时延保证，因此，不适合实时业务。而 D-PRMA 能保证实时业务的带宽和时延。

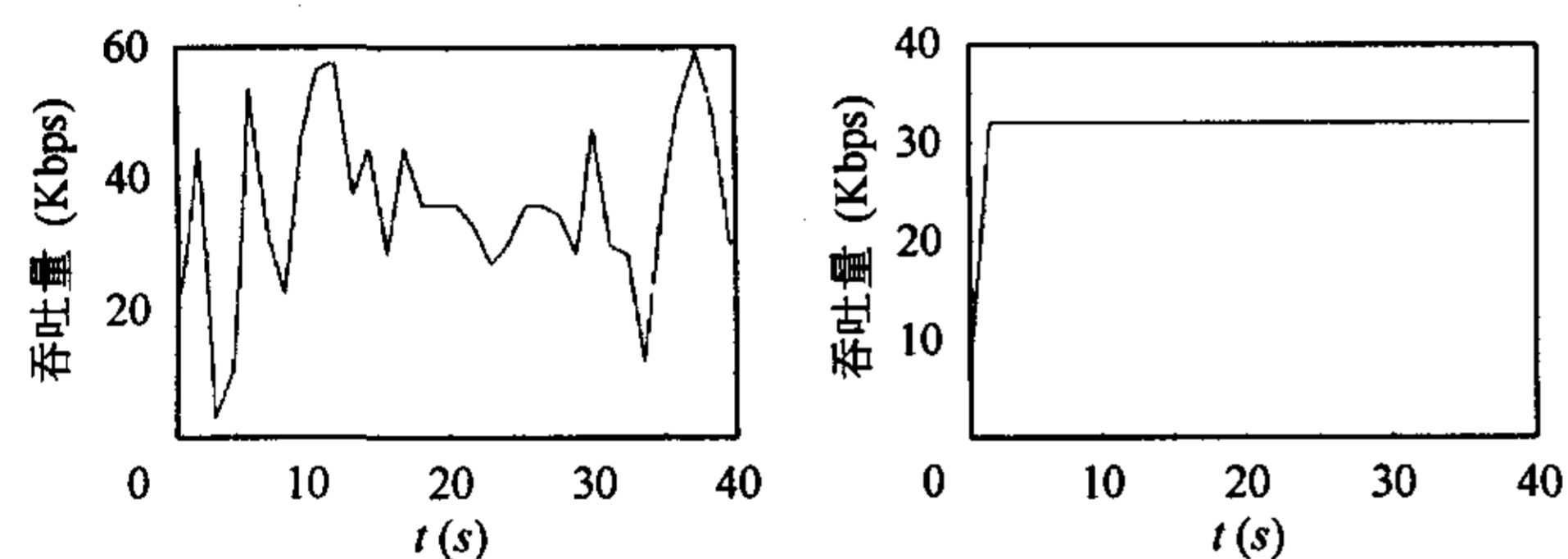


图 7 对 802.11 DCF，节点 n_1 到 n_2 的实时业务流的吞吐量

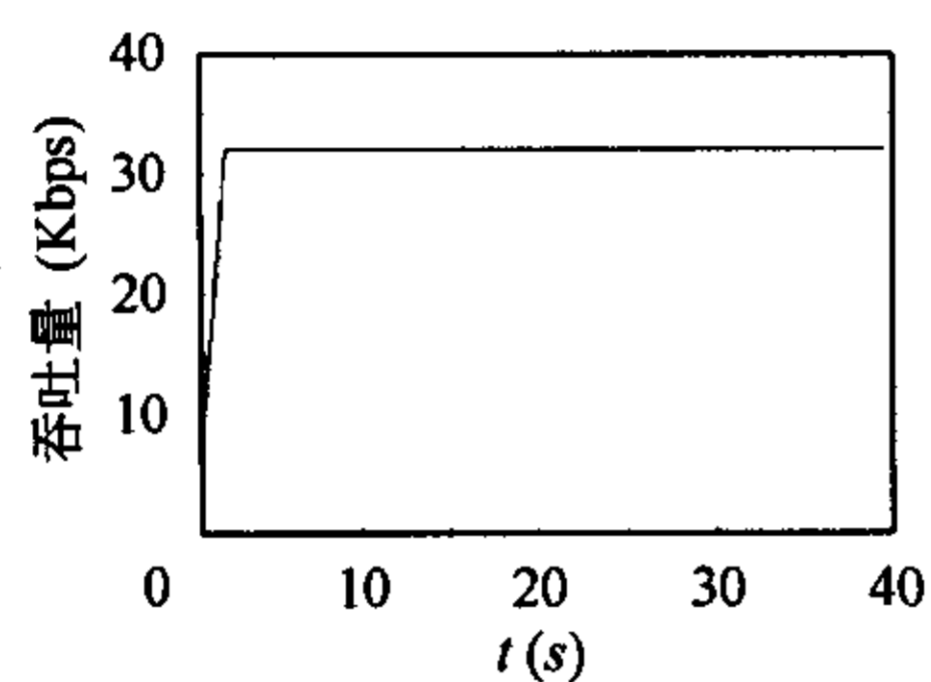


图 8 当采用 D-PRMA 时，节点 n_1 到 n_2 的实时业务流的吞吐量

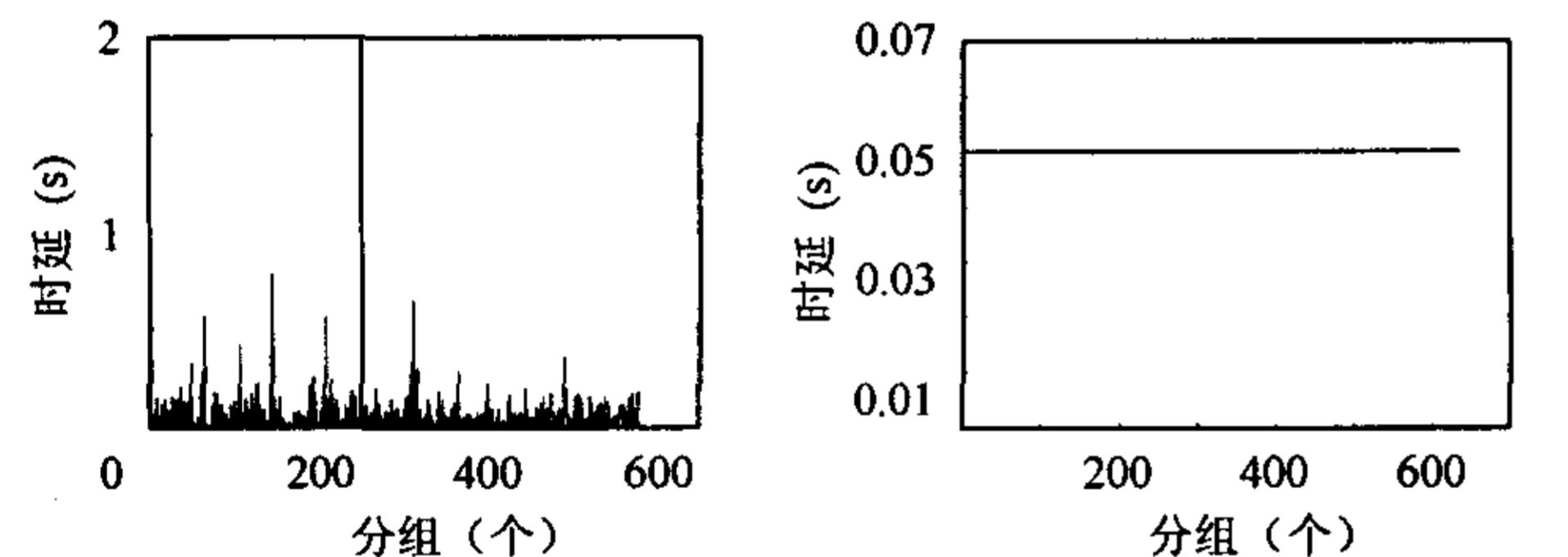


图 9 当采用 802.11 DCF 时，节点 n_1 到 n_2 的实时业务分组的时延

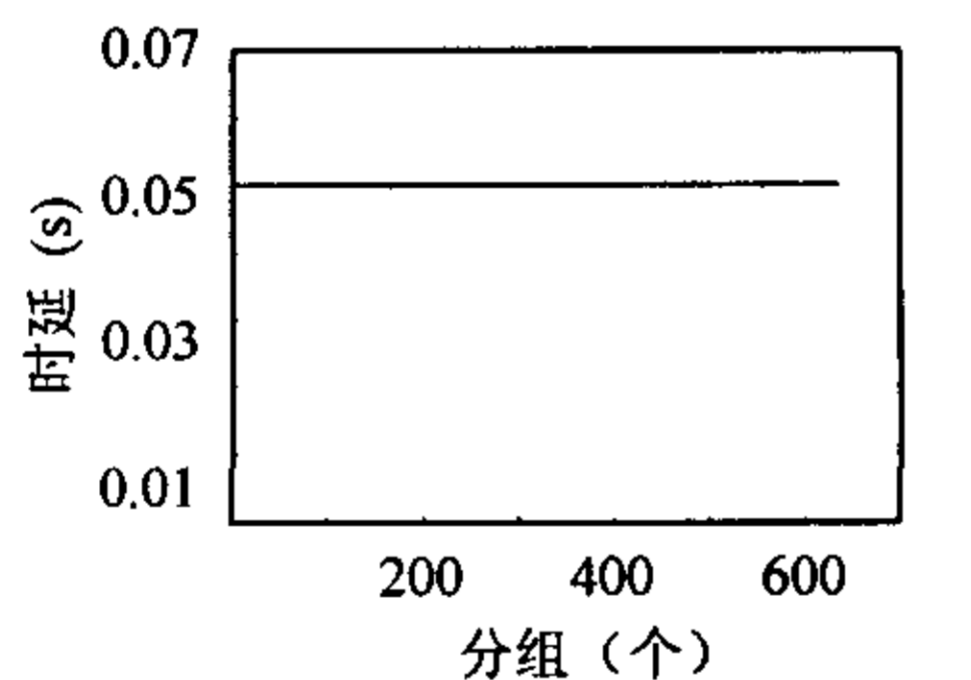


图 10 当采用 D-PRMA 时，节点 n_1 到 n_2 的实时业务分组的时延

4 结束语

本文在对 PRMA 进行简单分析的基础上，给出了一种无线 ad hoc 网络中提供 QoS 保证的介质访问控制(MAC)机制——分布式分组预留多址接入 (D-PRMA)，D-PRMA 通过预留本地无线信道资源来支持不同速率的实时业务，从而在 MAC 子层为实时业务提供带宽、时延保证。仿真结果证明了 D-PRMA 的正确性和有效性。

进一步研究的问题是如何在 D-PRMA 的基础上开发 QoS 路由协议，为实时业务提供端到端的带宽和时延保证。

参考文献

[1] Ahn G S, Campbell A T, Veres A, Sun L H. SWAN: Service differentiation in stateless wireless ad hoc networks. Proc. IEEE

INFOCOM'2002, New York, June 2002: 457 - 466.

- [2] Kang S S, Mutka M W. Provisioning service differentiation in ad hoc networks by modification of the backoff algorithm. Int'l Conference on Computer Communication and Network (ICCCN) 2001, Scottsdale, Arizona, Oct. 2001: 577 - 580.
- [3] Mangold S, Choi S, May P, Klein O, Hiertz G, Stibor L. IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service (invited paper). Proceedings of the European Wireless, Florence, Italy, February 2002: 32 - 39.
- [4] Zhu C, Corson M S. A Five-Phase Reservation Protocol (FPRP) for mobile ad hoc networks. In IEEE INFOCOM '98, San Francisco, USA, April 1998: 322 - 33.
- [5] Sobrinho J L, Krishnakumar A S. Quality-of-service in ad hoc carrier sense multiple access networks. *IEEE J. on Selected Areas in Communications*, 1999, 17(8): 1353 - 1368.
- [6] Veres A, Campbell A T, Barry M, Sun L H. Supporting service differentiation in wireless packet networks using distributed control. *IEEE J. on Selected Areas in Communications*, 2001, 19(10): 2081 - 2093.
- [7] Keszei C, Imre S. Simple resource reservation in ad-hoc networks. IEEE PIMRC 2002, Lisboa Portugal, Sept. 2002: 715 - 719.
- [8] Goodman D J, Valenzeula R A, Gayliard K T, Ramamurthi B. Packet reservation multiple access for local wireless communications. *IEEE Trans. on Commun.*, 1989, 37(8): 885 - 890.
- [9] Narasimhan P, Yates R, Goodman D J. Performance analysis of frame reservation multiple access. Tech. Rep. 80, WINLAB, Rutgers University, Piscataway, NJ08854, July 1994.
- [10] Narasimhan P, Yates R, Goodman D J. Analysis of frame reservation multiple access. In Proc. International Conference on Universal Personal Communications, San Diego, CA, 1994.
- [11] Wong W C, Goodman D J. A packet reservation multiple access protocol for integrated speech and data transmission. *IEE Proc.- I*, 1992, 139(6): 607 - 612.
- [12] The networks simulator ns-2, http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns_doc.pdf, 2003.

李云：男，1974 年生，博士生，主要研究方向为 MAC 协议性能分析和改进、无线 ad hoc 网络 QoS。

隆克平：男，1968 年生，教授，博士，主要研究领域为 IP QoS、光突发交换、无线 TCP/IP 改进。

赵为粮：男，1962 年生，教授，博士，主要研究领域为个人通信技术、电磁场与微波通信。

陈前斌：男，1967 年生，教授，博士，主要研究领域为个人通信技术。

吴诗其：男，1938 年生，教授，博士生导师，主要研究领域为无线通信。