

Ad Hoc 网络中一种新的基于多包接收的媒体接入控制算法

郑 清 杨 震

(南京邮电学院信息与信号处理研究所 南京 210003)

摘 要: 该文提出了一种新的适用于 Ad hoc 网络的媒体接入控制算法, 该算法根据节点底层的多包接收(MPR)能力以及伪随机调度表种子, 来确定最优接入概率, 从而充分利用节点的 MPR 能力, 以实现明显提高网络吞吐量目的。然后, 采用一种数学分析模型对算法进行了仿真, 并与分群协议进行了比较。

关键词: 多包接收, 媒体接入控制, 调度表

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 1009-5896(2005)06-0962-05

A Novel Medium Access Control Algorithm based on Multi-packet Reception in Ad Hoc Networks

Zheng Qing Yang Zhen

(Institute of Signal and Information Processing, Nanjing University of Posts and Telecommunications, Nanjing 210003, China)

Abstract A novel medium access control algorithm is proposed in this paper. With the information of node's Multi-Packet Reception (MPR) ability and the seeds used for producing the scheduling list, the optimal probability to access channel is determined, and the MPR ability is efficiently exploited thereby so as to improve the throughput performance of the networks. Finally, the paper tests the performance of the algorithm with an analytic model, and compares the results with the clustered protocol.

Key words Multi-packet reception, Medium access control, Scheduling list

1 引言

在传统的无线冲突信道模型中, 所有节点共享无线信道。如果有两个以上节点在同一时隙内发送数据, 那么就会发生冲突, 冲突的数据包被丢弃, 节点必须在随后的时间里重新传输。近几年, 随着网络信号处理技术的飞速发展, 打破了传统冲突信道模型。利用分集技术, 扩频技术以及数字信号处理技术, 冲突包可以被分辨出来, 这样就不用做丢弃重传处理, 并避免了由重传带来的再次冲突的可能, 这将明显的提高网络的吞吐量。物理层具有多包分辨的能力, 给上层带来的直接影响就是如何充分利用这种能力来最大限度地改善网络性能, 与物理层直接相邻的是媒体接入控制层 (Medium Access Control, MAC), 因此 MAC 协议的合理设计将是一个关键。简单地把传统的基于单包接收的 MAC 协议应用到具有多包接收(Multi-Packet Reception, MPR)能力的网络中, 不能有效地利用物理层的 MPR 能力, 这样物理层的突破实际上没有很大的意义。近来, 很多学者对基于 MPR 的 MAC 协议进行了研究。目前在无线 Ad hoc 网络中, 基于多包接收的 MAC 协议主要有, 基于 MPR 的时隙 ALOHA 协

议^[1], 基于收方控制的协议^[2], 以及随机调度表协议^[3]。基于 MPR 的时隙 ALOHA 协议是时隙 ALOHA 协议的简单推广, 并没有有效利用节点的 MPR 能力^[4]。后两个协议主要考虑把网络分群, 各个群采用不同的正交的扩频码, 每个群只有一个节点处于收状态, 因此可以看成蜂窝网络中的上行链路状态, 采用在蜂窝网络环境中基于 MPR 的媒体接入协议, 如多序列协议^[5], 动态序列协议^[6]等。但这两种分群协议都只注重收方的能力, 没有考虑到发方的状态, 特别是当某源节点所属的群中心节点不是其目的节点时, 会影响网络性能。

本文所提出的算法不考虑网络分群, 节点之间周期交互用户用来产生伪随机调度表的种子和节点的 MPR 能力, 这些信息传递两跳, 处于发送状态的节点考虑目的节点的状态以及该目的节点的邻居节点的状态后再确定此次发送的概率。通过仿真分析, 该算法在吞吐量方面有了很大的改善。本文安排如下, 第 2 节算法描述, 第 3 节说明如何确定发送概率表, 第 4 节分析和比较算法的性能, 第 5 节给出仿真结果, 并比较分析。

2 算法描述

假设网络拓扑如图 1, 连线表示两节点在对方的覆盖区

内, 箭头表示节点有数据发送给该节点。本算法适用于多跳网络。每个时隙节点所处的状态由本节点种子所产生的伪随机数决定。各个节点以管理帧的形式周期地向邻居节点广播该种子以及本节点的 MPR 能力。当节点收到此类管理帧, 就必须保证此帧传递两跳, 这可以通过设置管理帧的某些控制位来保证。这样, 每个节点都知道邻居节点以及邻居节点的邻居节点的状态。

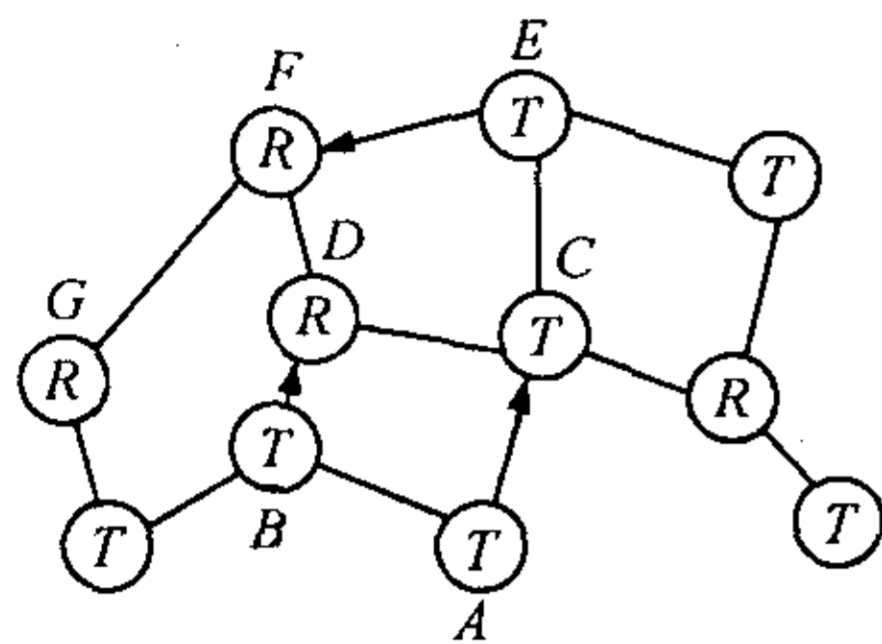


图 1 网络拓扑

时隙开始, 处于发送状态的节点, 首先检查它的目的节点是否处于接收状态, 如果检查到目的节点也处于发送状态, 如图 1 中的 A 节点, 它的目的节点为 C 节点, 它也处于发送状态, 因此, 源节点就不发送, 而是等候下一个时隙。当它的目的节点处于接收状态时, 则观察该目的节点的邻居节点, 如果其它邻居节点都处于收状态, 如 E 节点, 它的目的节点为 F 节点, 处于接收状态, 而 D, G 都处于接收状态则 E 以概率 1 发送数据。如果其邻居节点也有某些处在发送状态, 如 B 节点, 它的目的节点为 D 节点, 处于收状态, 而 C, F 节点也处于发送状态, 则必须根据这些其它邻居节点中处于发送状态的节点的个数以及目的节点的 MPR 能力来选择发送概率 p_i 。因此, 整个算法的运作过程分成两个步骤:

第 1 步 确定发送概率表, 如表 1。由表中我们可以看出概率表确定以后, 对应于每一组目的节点以及目的节点的其它邻居节点的状态, 都可以从表中唯一的选择一个发送概率。

第 2 步 从概率表中选择发送概率。当节点处于发送状态时, 首先检查目的节点的状态以及目的节点的其它邻居节点的状态, 根据这些状态查发送概率表选择发送概率。当发送概率选定以后, 我们采用以下的方法来实现以此概率发送: 产生 0 到 1 均匀分布的一个随机数, 以选定的概率作为阈值, 如果这个数小于这个阈值就发送, 否则不发送。

表 1 发送概率表

| 目的节点状态 | 发送状态 | 接收状态 (另有 k 个节点处于发送状态) |
|--------|------|----------------------------|
| 发送概率 | 0 | P_0 |
| | | P_1 |
| | | \vdots |
| | | P_{m-1} |

虽然 Ad hoc 网络是动态的, 但在短时间内可以认为是稳定的, 也就是说对于某个目的节点的发送概率表的有效性可以持续一段时间, 这也避免了每次发送前的计算。

3 发送概率表的确定

3.1 多包接收模型

设将时间轴分成一个个等长的时隙, 数据包的长度都是一样的, 每个时隙发送一个数据包。节点 MPR 模型: $S_{n,k} = P$ [收到 n 个数据包条件下, k 个数据包被成功恢复]。因此 MPR 矩阵可以定义为

$$S = \begin{bmatrix} S_{1,0} & S_{1,1} & & & \\ S_{2,0} & S_{2,1} & S_{2,2} & & \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \\ S_{M,0} & S_{M,1} & S_{M,2} & \cdots & S_{M,M} \end{bmatrix} \quad (1)$$

当节点同时收到 n 个包时, 能够恢复出的包的平均个数:

$$S_n = \sum_{k=0}^n k \cdot S_{n,k} \quad n = 0, 1, \dots, N \quad (2)$$

当收到的包个数大于 N 的时候, 所有的包都不能恢复出, 都丢弃。

这种 MPR 模型在很多文献中都使用过, 文献[1-3], 但应该注意到这只是物理层的 MPR 模型, 因为在共享媒体信道中, 节点收到不属于自己的包的概率是很大的, 因此很多文献分析过从物理层 MPR 模型推出链路层的 MPR 模型^[4]:

$$d_{L,m,n} = \sum_{k=n}^{L-(m-n)} \frac{\binom{m}{n} \cdot \binom{L-m}{k-n}}{\binom{L}{k}} \cdot S_{L,k}, \quad L \geq m \geq n \geq 0 \quad (3)$$

表示节点收到 L 个包, 有 m 个包是发给该节点, 恢复出 n 个属于该节点包的概率。

3.2 发送概率表的确定

首先定义一组参数: (a) 状态概率 p 为节点出于发送状态的概率。(b) 成功发送概率 λ 为处于发送状态节点, 得知其目的节点为接收状态时成功发送这个数据包的概率。(c) 网络吞吐量 Th 为每个时隙, 网络中成功递交的数据包的个数。(d) 节点数 N 为网络中的节点总数

假设条件: (a) 网络均匀分布, 即每个节点有 m 个邻居节点, 且节点等可能地选择其邻居节点作为目的节点; (b) 根据种子所产生的伪随机数, 节点以概率 p 处于发送或接收状态; (c) 每个节点都有数据发送。

因此, 网络的吞吐量为 $\lambda \times N \times p \times (1-p)$ 。 p 的值主要是由上层业务决定的, 对于本层来说是个常量, 因此要获得大的吞吐量, 必须使 λ 最大, 很明显 λ 与最后的发送概率 p_i 有关, 很显然 p_i 确定的准则也应该使得 λ 尽可能的大, 以下详细分析 λ 与 p_i 的关系。

为简化分析, 这里假设各个节点的 MPR 能力是一样的, 即有相同的 MPR 矩阵。

(a) 目的节点处于发送状态的概率为 p ;

(b) 在目的节点处于接收状态的前提下, 它的其它的邻居节点都处于接收状态的概率为 $(1-p)^{m-1}$, 目的节点的其他邻居节点有 k 个处于发送状态的概率为

$$p_n(k) = \binom{m-1}{k} \cdot p^k \cdot (1-p)^{m-1-k}, \quad k = 0, 1, \dots, m-1 \quad (4)$$

(c) 定义发送概率矢量 $\mathbf{p}_{\text{send}} = [p_0 \ p_1 \ \dots \ p_k]$, p_k 表示当目的节点另有 k 个邻居节点处于发送状态时, 源节点发送数据的概率 $p_k = p_i(k)$, 则在确定目的节点为接收节点的前提下发送数据概率的期望值为

$$E(p_i) = \sum_{k=0}^{m-1} p_n(k) \cdot p_i(k) \quad (5)$$

则处于发送状态节点发送数据概率的期望:

$$\bar{p}_i = (1-p) \cdot E(p_i) \quad (6)$$

(d) 当目的节点另有 k 个邻居节点处于发送状态的前提下, 这 k 个邻居节点中 (不包括源节点) 有 n 个发送数据的概率为

$$p_m(n) = \binom{k}{n} \cdot \bar{p}_i^n \cdot (1-\bar{p}_i)^{k-n}, \quad n = 0, 1, \dots, k \quad (7)$$

(e) 因此, 只考虑源节点成功发送数据的概率的情况下, 问题可以转化为当目的节点接收到 $n+1$ 个数据包的情况下, 其中只有一个包属于有用包, 求正确恢复出这个包的概率为多少。我们已知当节点收到 L 个数据包, 其中有 m 个属于该节点, 最后恢复出 n 个属于该节点的数据包的概率, 见式(3)。我们只需计算出 $d_{n+1,1,1}$, 就可以得出在源节点处于发送状态, 目的节点处于接收状态条件下, 源节点发送数据成功的概率:

$$\lambda = \sum_{k=0}^{m-1} (p_n(k) \cdot \sum_{n=0}^k p_i(k) p_m(n) \cdot d_{n+1,1,1}) \quad (8)$$

(f) 式(8)中只有 $p_i(k)$ 为变量, 为了取得 λ 的最大值, 对 $p_i(k)$ 求偏导, 即解以下一组方程, 就可以求得 $p_i(k)$, 获得发送概率表:

$$\frac{\partial \lambda}{\partial p_i(k)} = 0, \quad k = 0, 1, \dots, m-1 \quad (9)$$

4 性能分析和比较

从第3节分析中可知, 网络的吞吐量与 λ 成正比关系, 亦即实际网络中 λ 的值确定了网络吞吐量。在求发送概率表的同时, 我们还得到式(8), 即 λ 的表达式, 并且我们已知当发送概率表确定以后, λ 的值也确定了。因此当发送概率表确定了, 式(8)就等价于此种媒体算法性能表达式。

虽然我们得到本文算法性能表达式, 但为了更直观地评价此算法, 我们在相同的网络模型和假设条件下, 对目前已经存在的基于分群的媒体接入控制算法进行了分析。

基于分群的 RCT 协议和随机调度协议都是根据某种调度规则, 基于收节点的能力对网络中的节点进行分群, 分群的时候未考虑有数据发送的节点的目的节点是否属于本群的中心节点, 即本群中唯一处于收状态的节点。

以下的分析参数的定义同第3节。

(a) 源节点的其他邻居节点有 k_1 个处于接收状态的概率为

$$p_{sn}(k_1) = \binom{m-1}{k_1} \cdot p^{k_1} \cdot (1-p)^{m-1-k_1}, \quad k_1 = 0, 1, \dots, m-1 \quad (10)$$

(b) 在(a)的条件下, 源节点被分到其目的节点为中心的群的概率为

$$p_{r/k}(k_1) = 1/(k_1 + 1) \quad (11)$$

则该源节点被分到该群的概率为

$$p_{in} = \sum_{k_1=0}^{m-1} p_{sn}(k_1) \cdot p_{r/k}(k_1) = \sum_{k_1=0}^{m-1} \binom{m-1}{k_1} \cdot p^{k_1} \cdot (1-p)^{m-1-k_1} \cdot \frac{1}{k_1 + 1}, \quad k_1 = 0, 1, \dots, m-1 \quad (12)$$

(c) 目的节点的其他 k_2 个邻居节点处于发送状态的概率为

$$p_{rn}(k_2) = \binom{m-1}{k_2} \cdot p^{k_2} \cdot (1-p)^{m-1-k_2}, \quad k_2 = 0, 1, \dots, m-1 \quad (13)$$

(d) 目的节点的处于发送状态的邻居节点被划分到该群的概率与 p_{in} 相等, 则这 k_2 节点中有 k_3 个节点分到该群的概率为

$$p_{min}(k_3) = \binom{k_2}{k_3} \cdot p_{in}^{k_3} \cdot (1-p_{in})^{k_2-k_3}, \quad k_3 = 0, 1, \dots, k_2 \quad (14)$$

(e) 这 k_3 个节点中有 k_4 个节点的目的节点为该群中心节点的概率为

$$p_{nd}(k_4) = \binom{k_3}{k_4} \cdot \left(\frac{1}{m}\right)^{k_4} \cdot \left(1-\frac{1}{m}\right)^{k_3-k_4}, \quad k_4 = 0, 1, 2, \dots, k_3 \quad (15)$$

(f) 在(e)的条件下, 假设每个节点以 1 概率发送数据, 源节点成功发送数据的概率为 $d_{k_4+1,1,1}$ 。根据以上的分析, 我们能得出发送源节点成功发送数据的概率 λ_{st}

$$\lambda_{st} = p_{in} \cdot \sum_{k_2=0}^{m-1} p_{rn}(k_2) \cdot \sum_{k_3=0}^{k_2} p_{min}(k_3) \cdot \sum_{k_4=0}^{k_3} p_{nd}(k_4) \cdot d_{k_4+1,1,1} \quad (16)$$

由式(8), 式(16)我们分别得出了新算法和现有的分群协议的性能表达式。以下部分我们通过仿真实验具体比较算法的性能。

5 性能仿真和比较

我们的仿真中首先给出邻居节点数为 4 的 3 种较为典型的 MPR 矩阵:

$$(a) \quad \mathbf{S} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1/3 & 1/3 & 1/3 & 0 & 0 \\ 2/3 & 1/6 & 1/6 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

$$(b) \quad S = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

$$(c) \quad S = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

P 的取值为 $1/2$, 即节点以 50% 的概率处于发送状态。

当 MPR 矩阵为(a)时, 我们能得出本算法的最优的发送概率矢量 p_{send} 为 $[1 \ 1 \ 0.9 \ 0.2]$, 即当目的节点的其他邻居节点没有或只有一个处于发送状态时, 源节点以概率 1 发送数据, 当目的节点另有两个节点处于发送状态时, 源节点以概率 0.9 发送数据, 当目的节点另有 3 个节点处于发送状态时, 源节点以概率 0.2 发送数据。发送成功概率为 0.6327 。

当 MPR 矩阵为(b), 即节点不具有 MPR 能力时, 可以得出发送概率矢量 p_{send} 为 $[1, 1, 0.7, 0]$, 发送成功概率为 0.4560 , 可见节点的多包接收能力的确提高了网络的吞吐量。

当多包接收矩阵时(c), 即另外一个极值节点能够百分之百地恢复出所有接收包时, 可以得到发送概率矢量 p_{send} 为 $[1, 1, 1, 1]$, 发送成功概率为 1 , 这也是与实际情况相符合的, 这时网络的吞吐量大大地提高。

对于传统的分群算法, 当 p 同样取 $1/2$ 时, 我们可以得出: 当多包接收矩阵为(a)时, $\lambda_{st} = 0.4284$; 当多包接收矩阵为(b)时, $\lambda_{st} = 0.3911$; 当多包接收矩阵为(c)时, $\lambda_{st} = 0.4688$ 。

由以上数据可以发现, 当节点的 MPR 能力越强时, 本文所提出算法的优点越明显, 特别是当节点对于接收到的包能够完全解出来的时候, 本文所提出的算法, 数据发送成功率可达到 1 , 而基于分群的思想, 对于数据发送成功的概率极限为 0.4688 。目前物理层对于这样少量冲突包的恢复已经能做到很好, 也就是对于本仿真模型, 成功地恢复出 4 个冲突包, 已不是难事。MPR 能力越高, 本算法的优越性越突出。为了给出直观的比较结果, 我们定义 MPR 能力为一个量 Q :

$$Q = \max_{n=1,2,\dots,N} (S_n) \quad (19)$$

当节点接收的包数大于 N 时, 所有的包都不能恢复。

我们的比较分析仿真实验中以 Q 递增的方式给出算法的性能比较图, 对于两种算法, 当 Q 取相同值时, 我们取相同的 MPR 矩阵, 以便更好地分析比较。图 2 是实验的性能比较图。从图 2 很明显地可以看出, 在 MPR 能力越高的时候, 本文提出的算法优越性越明显, 反应了对 MPR 能力更充分有效地使用。而在 MPR 能力较低的时候, 本算法的性能改善不是很明显, 这是因为节点如果具有较差的 MPR 能力, 当一个节点有数据发送的时候, 如果不分群, 就很容易受到其他发送节点的干扰, 而分群协议利用了基于收方的扩频码来分群, 其优点就在于有效地抵制其他节点发送数据的

干扰, MPR 能力较低的时候性能可以与本算法相比。分群在抵制干扰的时候同时也限制了其他节点的收发数据, 也等于对 MPR 能力的一种浪费。而本文所提出的算法就是考虑到节点的 MPR 能力, 利用 MPR 来解决冲突, 利用 MPR 来抑制干扰, 因此对于物理层具有 MPR 能力的 Ad hoc, 本文提出的算法是一种有效的算法。

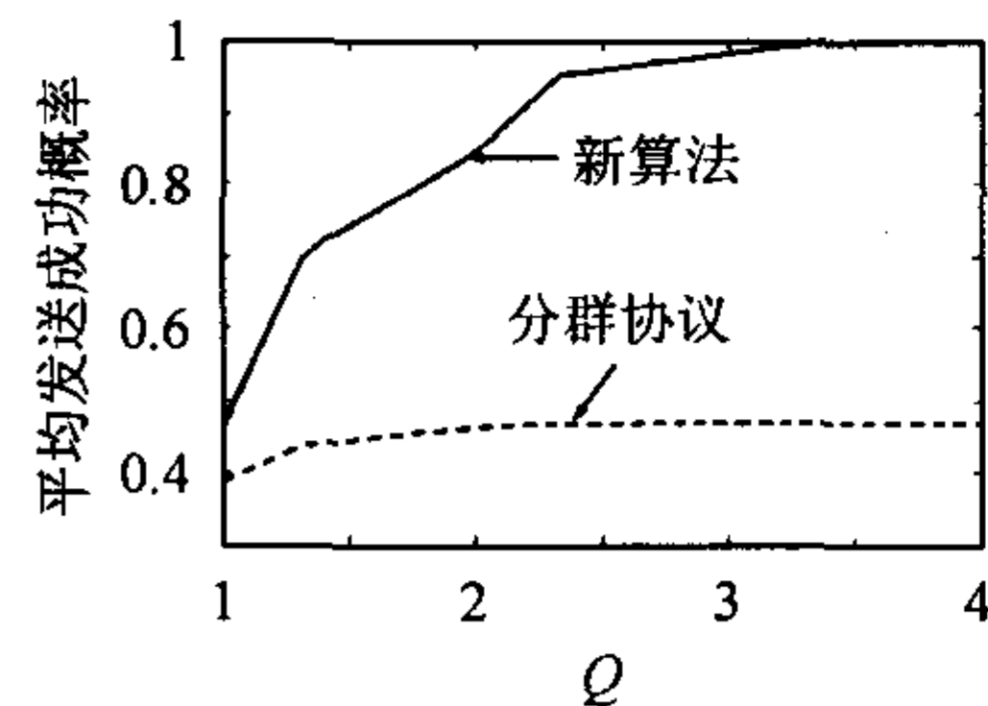


图2 性能比较图(1)

下面, 我们考虑节点数增加的情况下本算法的性能。图 3 中, Q 值取 3 , 邻居节点数由 1 递增至 8 。图 4 中, Q 值取 2 , 邻居节点数由 1 递增至 8 。

从图 3, 图 4 可以看出, 当邻居节点数增加的时候, 两种算法的性能都成下降趋势, 但本算法仍然体现出比分群协议优越的一面。

虽然本算法在网络吞吐量方面有很大的优势, 但显然, 本算法的算法复杂度较高, 算法的复杂度主要在于发送概率表的确定, 当网络拓扑变化很快的时候, 必须不断更新发送概率表。因此, 算法的复杂度是本算法高性能的代价。

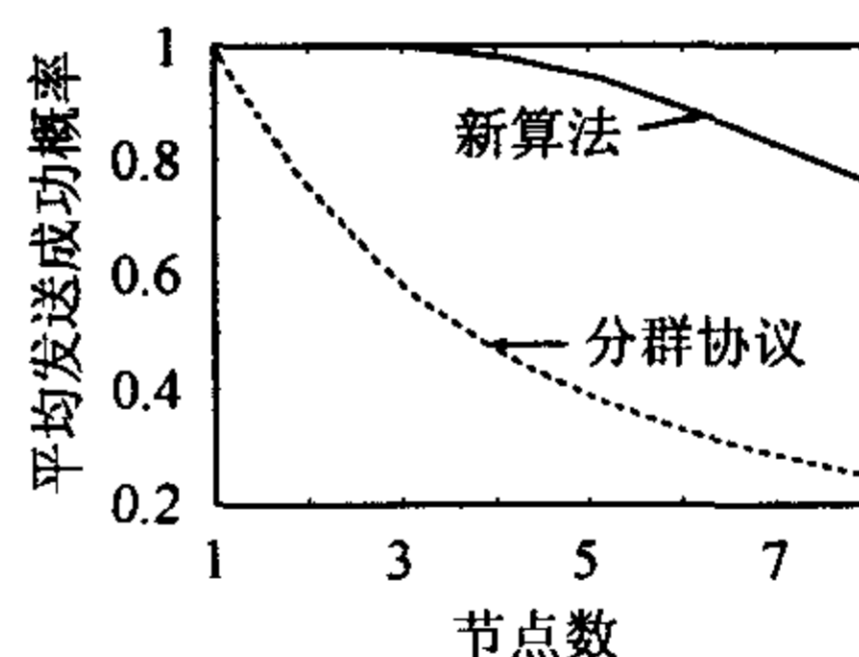


图3 性能比较图(2)

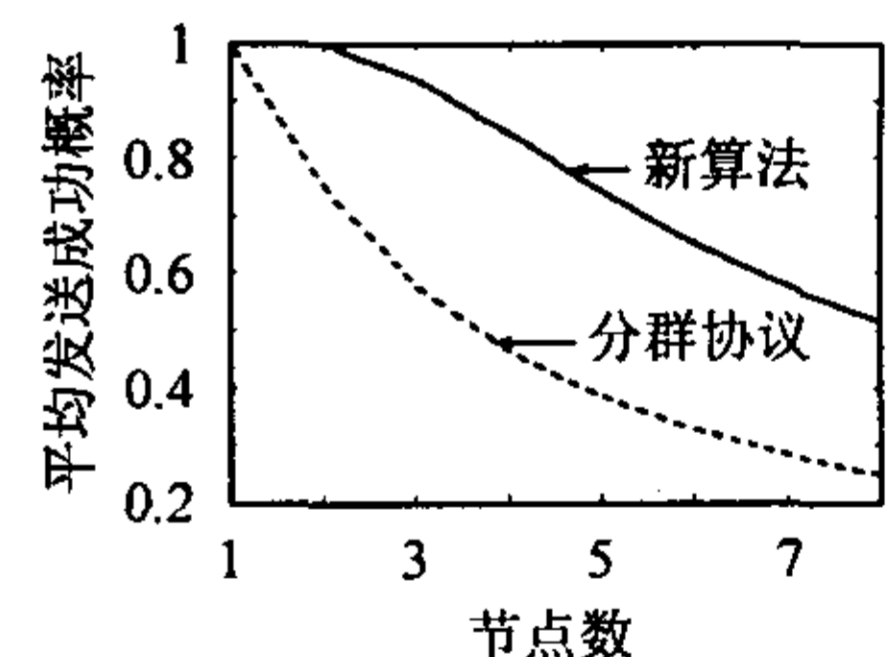


图4 性能比较图(3)

6 结束语

本文提出了一种在无线 Ad hoc 网络中, 基于多包接收的媒体接入控制算法。本算法利用节点间交互的 MPR 能力的信息, 来确定发送数据的概率表, 并根据交互的用于产生伪随机调度表的种子, 从发送概率表中选择合适的发送概率。通过与分群协议的比较, 可以发现, 本文所提出的算法能够获得更大的网络吞吐量, 更充分地利用了底层的多包接收能力, 特别是随着 MPR 能力的提高, 本算法更能体现出优越性。

参考文献

[1] Mergen G, Tong L. Random scheduling medium access for wireless ad hoc networks. Military Communications Conference,

- 2001, MILCOM 2002, Proceedings, 7 – 10 Oct., 2002, Vol.2: 868 – 872.
- [2] Mergen G, Tong L. Receiver controlled medium access in multihop ad hoc networks with multipacket reception. Military Communications Conference, 2001, MILCOM 2001, Communications for Network-Centric Operations: Creating the Information Force. IEEE, 28-31 Oct., 2001, Vol.2: 1014 – 1018.
- [3] Jeffrey Q Bao, Tong L. Performance analysis of slotted aloha random access ad-hoc networks with multipacket reception. Military Communications Conference Proceedings, 1999, MILCOM 1999, IEEE, Vol.1, 31 Oct. – 3 Nov. 1999.
- [4] Rozovsky R, Kumar P R. SEEDEX: A MAC protocol for ad hoc networks. Proceedings of The ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing, MobiHoc 2001, Long Beach, Oct 4-5, 2001: 67 – 75.
- [5] Zhao Q, Tong L. A dynamic queue MAC protocol for random access channels with multipacket reception. Signals, Systems and Computers, 2000, 29 Oct. – 1 Nov. 2000, Vol.2: 1235 – 1239.
- [6] Zhao Q, Tong L. A multi-queue service room MAC protocol for wireless network with multipacket reception. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2003, 11(1): 125 – 137.
- [7] Tong L, Zhao Q, Mergen G. Multipacket reception in random access wireless networks: From signal processing to optimal medium access control, *IEEE Communications Magazine*, 2001, 39(11): 108 – 122.
- [8] Xu S, Saadawi T. Does the IEEE 802.11 MAC protocol work well in multihop wireless ad hoc networks?. *IEEE Communication Magazine*, 2002, 39(6): 137 – 139.
- 郑清: 女, 1979年生, 硕士生, 目前研究方向为现代通信中的语音信号处理和通信信号处理.
- 杨震: 男, 1961年生, 南京邮电学院副院长, 教授, 博士生导师, 目前研究方向为现代通信中的语音信号处理和通信信号处理.