

移动 Ad Hoc 网络中的公平按需多址接入协议

刘 凯¹, 李汉涛^{1,2}, 张 军¹

(1. 北京航空航天大学电子信息工程学院, 北京 100083; 2. 普天信息技术研究院, 北京 100085)

摘 要: 基于快速、有效竞争预约接入、无冲突轮询传输的思想和带冲突预防的冲突分解策略, 本文提出了适于移动 Ad Hoc 网络的公平按需多址接入(FODA)协议. 该协议在分群结构的基础上, 利用公平冲突预防算法预约信道资源获得轮询服务, 从而完全消除了载波侦听方式下多跳无线网络业务传输中的隐藏终端和暴露终端问题. 另外, 公平冲突预防算法解决了节点竞争接入时的冲突问题和不公平现象. 最后, 仿真结果表明, 与带冲突避免的载波侦听多址接入(CSMA/CA)和轮询协议相比, FODA 协议可以提供较高的信道吞吐量、较低的平均消息丢弃率和平均消息时延.

关键词: 移动 Ad Hoc 网络; 多址接入协议; 按需; 轮询; 公平接入; 冲突预防

中图分类号: TN915.04 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2006)10-1872-05

A Fair On-Demand Access Protocol for Mobile Ad Hoc Networks

LIU Kai¹, LI Hantao^{1,2}, ZHANG Jun¹

(1. School of Electronics and Information Engineering, Beijing University of Aeronautics and Astronautics, Beijing 100083, China; 2. Poterio Institute of Technology, Beijing 100085, China)

Abstract: Based on the concept of contention reservation for polling transmission and collision prevention strategy for collision resolution, a fair on-demand access (FODA) protocol for mobile ad hoc networks (MANET) is proposed. In the protocol, a clustering network architecture acquired by clustering algorithm and reserving channel resources by fair collision prevention (FCP) algorithm to obtain polling service are adopted, so that the hidden terminals (HT) and exposed terminals (ET) problems existed in traffic transmission due to carrier sensing, multihop architecture and wireless transmission method can be completely eliminated. In addition, the FCP algorithm can also completely resolve unfair phenomena and access collisions in the present of contention access of newly active nodes. Finally, performance comparison of the FODA protocol with carrier sense multiple access with collision avoidance (CSMA/CA) and polling protocols are presented and simulation results show that the proposed protocol can achieve higher throughput, lower average message dropping rate and delay.

Key words: mobile ad hoc network; multiple access protocol; on-demand; polling; fair access; collision prevention

1 引言

移动 Ad Hoc 网络(MANET)是一种没有预定基础设施、由若干具有自主收发、中转、路由、控制、管理等自组织功能的移动节点构成的多跳移动无线网络. 可灵活快速部署、自组织、自修复等特性使得 MANET 特别适用于临时、没有预定设施和网络拓扑不断变化的各类军、民应用中(如抢险、抗灾、救援、军事行动等), 从而使它成为当前的研究热点. 其中的一个关键问题是各节点如何快速、高效、公平地共享无线信道资源, 这由多址接入(即媒质接入控制, MAC)协议来解决.

MAC 协议通常分为固定分配和按需分配两种方式. 由于在 MANET 中存在大量移动节点, 并且每个节点也多以突发业务为主, 因此固定分配的接入方式不适合在 MANET 中直接应用, 需要采用按需分配的接入方式. 另外, 各节点基于载波侦

听方式在多跳结构中共享无线广播信道时出现了隐藏终端和暴露终端问题^[1], 使得多址性能大大降低. 目前已经提出了很多按需分配的 MAC 协议来解决这些问题, 主要分为基于随机竞争和基于无冲突两类. 基于随机竞争的协议主要采用各种发送请求/清除请求(RTS/CTS)握手、周期性信息交换、预约等分布式方式^[2], 如 IEEE 802.11 分布式协调功能(DCF)^[3]、双忙音多址(DBTMA)^[4]和分布式分组预约多址(DPRMA)^[4]等协议; 基于无冲突的协议主要利用中心控制节点来实现固定或按需分配, 其典型代表多使用轮询机制, 如 IEEE 802.11 点协调功能(PCF)^[3]和虚拟基站(VBS)^[5]等协议. 随机竞争接入方式可以克服固定分配接入方式中的资源浪费问题, 然而当发送用户数和用户业务量增大时, 分组碰撞的概率会急剧加大, 从而大大增大了平均分组时延、降低了信道吞吐量. 轮询机制可以避免分组碰撞情况的发生, 不过当许多节点不发

时,这种方法会浪费大量的轮询开销.综合这两种接入方式并结合冲突预防机制^[6],本文提出了公平按需接入(FODA)协议.

2 网络模型

在 MANET 中,每个节点只有一部半双工方式工作的无线收发信机并有一个和其他节点不同的本征号(ID).

由于 FODA 协议需要一个控制中心来安排相邻节点的轮询发送,所以将它推广到多跳结构时需要形成类似星型的网状拓扑结构,按照某种分群算法(如文献[7]中的分群算法)可以达到这个要求.分群算法的目的就是获得相互连通、覆盖网络内所有节点的群,每个群由一些以某个节点为中心的若干节点组成,该节点被选作群首.群内节点之间最多相距两跳,所有需要中通的通信业务由群首或网关转发.群首选择一个或多个节点作为网关用来中转本群与其他群的通信业务,这里的网关就是在多个信道上切换工作的节点.各群以局部同步或异步方式使用不同的信道.这样可以大大降低多跳网络结构产生的隐藏终端的影响.图 1 表示了拓扑分群情况,节点 a 、 k 和 h 分别是它们覆盖域的群首,节点 c 和 f 是相邻两群的网关.分群后的网络可以通过多群间的业务中转来完成各节点间的通信.

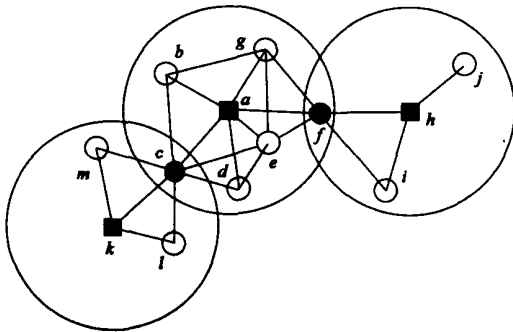


图 1 拓扑分群示意图

3 FODA 协议

FODA 协议在每个群使用的信道上可以划分为可冲突预防的预约接入阶段和无冲突的按需轮询服务阶段.有数据分组(PKT)发送的节点(即活动节点)在每帧中的随机竞争时隙(即协议中的 RC 时隙)中竞争预约接入.如果成功,则进入轮询服务过程;否则,在本帧开始的无冲突竞争时隙(即协议中的 CF 时隙)中根据公平冲突预防算法进行无冲突预约接入.

3.1 轮询传输阶段

FODA 协议的工作原理如图 2 所示(图 1 为其所处的拓扑分群图),具体描述如下.

各帧的传输以群首发送起始分组(ST)开始.在 ST 后,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.如果网关刚从其他群的信道转到某群的信道上进行收发,则它在群首对它轮询后的时隙中发送传输插入(TI)微分组(若此时有 PKT 发送,则发送附带 TI 标志的 PKT),这样就宣告了它已在该信道进行收发.轮询完网关后群首以 Round robin 方式安排轮询队列中普通节点的发送.轮询的具体做法是:在群首发送的信标(B)后,有一

个时隙可供被轮询的节点利用,该节点在这个时隙开始时发送 PKT;当节点传输完 PKT 后,群首会发送 B 来通告下一个时隙的开始以便让另一个被轮询的节点发送 PKT.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(如图 2 中 $M=2$).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(若此时有 PKT 发送,则发送附带 TT 标志的 PKT)以便通知本群的其他节点不再向它发送 PKT 了.图 2 显示了网关 f 在群 a 和 h 的信道上切换工作的情况.如果网关或普通节点在一帧中有多个 PKT 要发送,它可以发送附带连续传输指示(CTI)的 PKT.如果群首允许该节点继续发送,则它就发送连续传输(CT)信标,该节点收到 CT 信标后立即进行下一个 PKT 的发送;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,那么它就在该时隙的位置上发送 B 以便轮询下一节点进行发送.如图 2 所示,节点 j 在群 h 中发送带 CTI 的 PKT.当一帧中被轮询节点数达到一帧中允许的最大轮询长度时,群首就发送一个预约接入(RA)信标. RA 后的 RC 时隙预留留给新的有 PKT 发送的节点接入时使用.在 RC 时隙后群首发送 ST 开始下一帧的传输.

当群首的 PKT 队列不空时,各种控制分组,包括 ST、B、CT、RA 和后面的冲突预防信标(CPB),均可被附带相应控制标志的 PKT 代替.当发送节点没有 PKT 发送时,它将在最后一个 PKT 中附带 TT 标志,这样,群首从下一帧后就不再轮询它、把信道资源留给其他节点使用.当群的服务队列达到最大值时,该群群首就取消预约接入阶段,在轮询完本帧的节点后直接发送 ST 信标开始下一帧(如图 2 所示).这些策略都可以大大降低轮询开销、提高信道吞吐量.

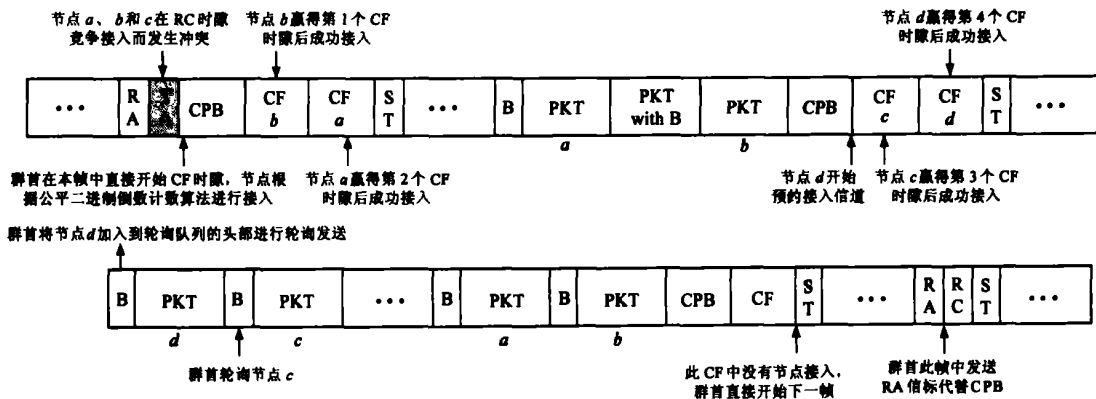
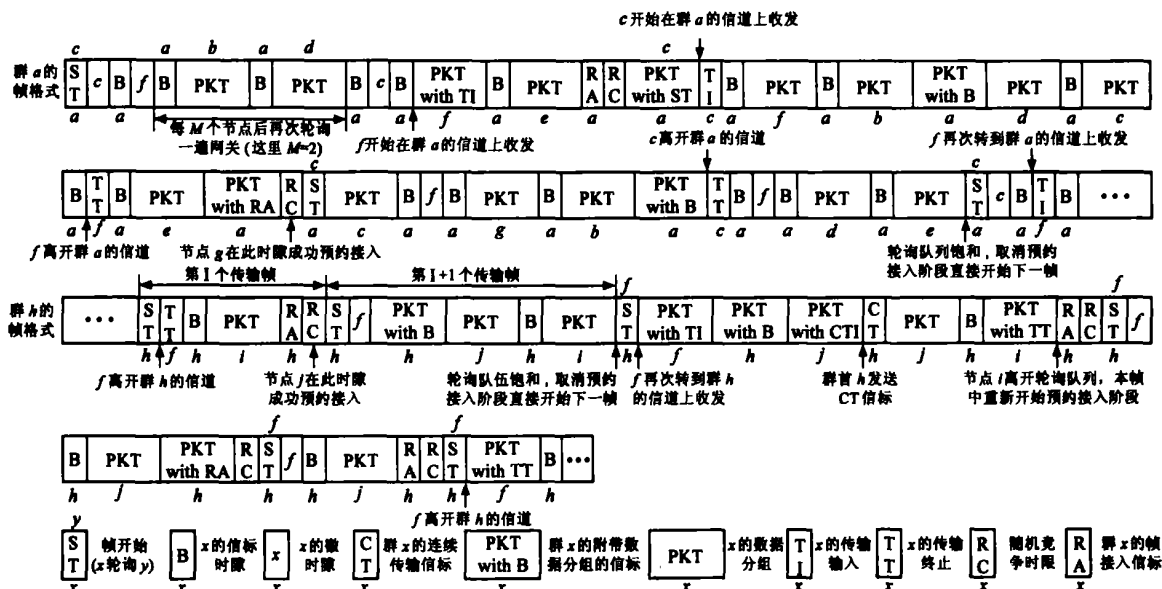
为了保证重业务量情况下各节点公平使用信道,当达到最大服务队列时,所有成功接入的节点在传输完一个消息后将退出轮询队列,重新进行竞争接入.

3.2 带公平冲突预防的预约接入阶段

如果节点有分组要发送,它将在每一帧的 RC 时隙发送传输接入(TA)微分组来竞争接入信道.如果节点在竞争 RC 时隙时成功,群首将把它作为下一帧中第一个被轮询的节点;否则,它需要在本帧开始的 CF 时隙上重新进行竞争接入.为了避免进一步的碰撞,各节点需要利用基于二进制 Count down 算法^[8]的公平冲突预防算法实现接入.

3.2.1 预约接入过程

图 3 表示了预约接入的主要过程.当在 RC 时隙发生竞争接入碰撞时,群首在本帧直接发送 CPB,宣告进入无冲突预约接入阶段(即开始 CF 时隙).所有未竞争成功的节点均要根据公平冲突预防算法参与 CF 时隙的无冲突预约接入.为了保证有较多的节点接入,群首第一次设定 N_{CF} 个 CF 时隙.如果这样做之后的连续多帧中冲突都不能完全分解,群首继续保持或增多 CF 时隙的个数.当一帧中的某个 CF 时隙中没有节点发送 TA 微分组进行接入,群首就知道冲突分解已经完毕,群首将立刻取消后面的 CF 时隙并直接发送 ST 信标.在下一帧的预约接入阶段,群首将重新发送 RA 信标.利用这种方法发送节点不需要等待太长时间就可以接入信道.



3.2.2 公平冲突预防算法

算法中, 每个 CF 时隙划分为一系列等长微时隙和一个较长的时隙两部分(如图 4(a) 所示). 前者用来进行二进制 Countdown, 后者用来让二进制 Countdown 胜出者发送 TA 微分组进行接入. 为了进行无冲突预约接入, 每个节点都有一个唯一的二进制代码, 它由优先位和虚拟 ID 两部分组成. 优先位用来表示接入节点的优先级. 当新活动节点首次进行竞争接入时, 优先位为最小值; 之后每失败一次, 节点的优先位将增加 1; 当优先位增大到最大值后, 它就保持不变直至节点成功接入. 群内所有节点都有唯一的虚拟 ID, 其位数根据群内的节点数目来定, 即保证群内各节点分配到唯一虚拟 ID 的最小值(即若节点数在 $2^{n-1} + 1 \sim 2^n$ 范围内, 则虚拟 ID 位数为 n). 为了保证公平性, 每隔一定时间, 群首在 CPB 信标中为每个节点重新分配虚拟 ID, 根据节点的业务发送情况, 群首为发送次数较少的节点分配较大的虚拟 ID.

各节点以 CPB 末尾为基准推算时间, 每个二进制 Countdown 微时隙包含发送预约信号的时间和充分的保护时间. 当群首发送 CPB 宣告 CF 时隙开始后, 各新活动节点根据自己

的二进制代码进行发送预约信号 ORDER 或者侦听信道. 在 CF 时隙中的第 i 个微时隙, 如果某节点的二进制代码第 i 位为 1, 节点将在此微时隙发送 ORDER, 否则节点在此微时隙侦听信道. 当竞争接入节点侦听到 ORDER 后, 此节点将退出本 CF 时隙的竞争, 优先位将加 1, 以准备进行下一 CF 时隙的竞争接入. 如果节点完成了所有时隙的竞争, 则它是唯一的获胜者(这由群内各节点的二进制代码的唯一性可以确定), 将在 TA 时隙无冲突地发送 TA 微分组.

图 4(b) 是图 3 预约接入过程中使用公平冲突预防算法的一个实例, 图中的(1)至(4)分别对应图 3 中 4 个连续的 CF 时隙. 各节点的二进制代码如图中所示, 括弧内的二进制数是优先位. 在第一个 CF 时隙中, 节点 a、b 和 c 参与竞争接入. 所有的节点都是第二次进行竞争接入, 所以它们的优先位均为 01. 三个节点在第 1 个微时隙均侦听信道, 在第 2 个微时隙均发送 ORDER; 在第 3 个微时隙, 节点 a 和 b 发送 ORDER, 节点 c 侦听到 ORDER 后退出此 CF 时隙的竞争, 优先位加 1; 节点 a 和 b 在第 4 个微时隙同时发送 ORDER; 在第 5 个微时隙, 节点 b 发送 ORDER, 节点 a 侦听到 ORDER 后退出此 CF 的竞

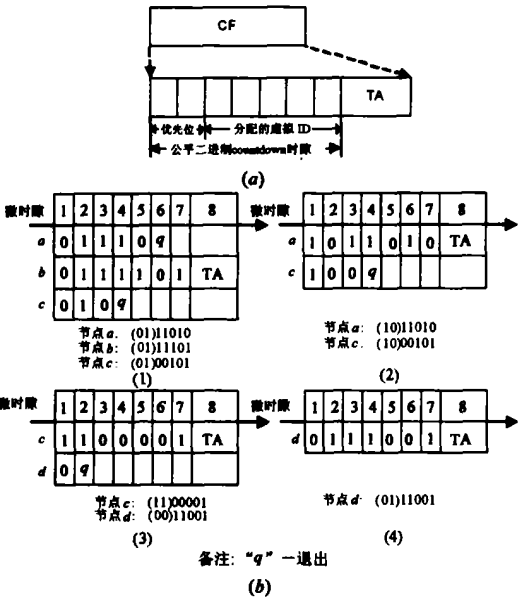


图 4 公平冲突预防算法实例

争; 节点 b 完成在第 6 个微时隙的侦听和在第 7 微时隙的发送 ORDER 后, 赢得此 CF 时隙, 在 CF 的第 8 个时隙(即 TA 时隙)无冲突地发送 TA 微分组, 成功接入信道。在第 2 个 CF 时隙, 节点 a 和 c 参与竞争接入, 由于它们在第 1 个 CF 时隙都又失败一次, 所以优先位均为 10。在第 3 个 CF 时隙中, 节点 c 的优先位变为 11, 此时由于节点 d 第一次进行竞争接入, 所以优先位为 00。在图中, 群首在新的 CPB 中重新分配了虚拟 ID, 所以节点 c 的虚拟 ID 有所变化; 同时, 由于节点 d 发送次数较少, 群首为其分配了较大的虚拟 ID。

算法采用两种方法提供节点接入信道的公平性。一是采用优先位增加接入失败节点的优先级; 二是群首在 CPB 中根据群内节点在一段时间内的业务发送情况为节点分配虚拟 ID。

4 仿真结果

4.1 仿真环境和评估指标

在仿真中仅考虑单个群的情况。假设群中有一个群首、 N 个普通节点和两个网关, 随机分布在以群首为中心、通信半径为 R 的圆形区域中; 消息产生服从到达率为 λ_0 的泊松分布, 每个消息所含的 PKT 数目服从截短的几何概率分布(其中, 一个消息所含 PKT 的最大数目为 L_M , 截短几何概率分布参数为 q); 服务队列长度为 N_P , 一帧中轮询节点数为 N_{node} ; PKT 的发送时间 T_{PKT} 为基本时隙 T_{slot} 的 N_{slot} 倍; CF 时隙的长度为 T_{CF} ; 公平冲突预防算法中的二进制代码位数为 N_{binary} , 其中优先位的位数为 N_{priority} , 虚拟 ID 的位数为 N_{vid} ; 公平冲突预防算法中的微时隙长度为 T_{ORDER} 。具体仿真参数如表 1 所示。

表 1 FODA 协议的仿真参数

场景	信道		消息		服务			时隙长度			
	R (km)	数据传输 速率(Mbps)	L_M	q	N_{node}	N_{CF}	N_{vid}	T_{HKT} (ms)	T_{slot} (ms)	T_{CF} (ms)	T_{ORDER} (ms)
80	10	10	40	0.95	20	2	8	2	0.25	1.0	0.8

本文利用信道吞吐量(S)、平均消息丢弃率(P_{drop})和平均消息时延(D)来评估 MAC 协议的多址性能。其中, S 为所有成功传输消息(包括消息分组的中转)所用时间占用仿真时间的比率; P_{drop} 为所有丢弃消息的数目占总产生消息数的比率; D 为所有成功传输消息的平均一跳传输时延, 它包括从该消息产生到接入使用信道之间的接入时延和从它的第一个分组开始传输起到它的最后一个分组传输完毕之间的时间间隔。

4.2 与 CSMA/CA 和轮询协议的性能比较

FODA 与 CSMA/CA 和轮询协议的仿真比较结果见图 5、6 和 7。在 CSMA/CA 协议仿真中, PKT 长度为 4kbits, 应答分组(ACK)长度为 40bits, 侦听时间为 0.1ms, 等待 ACK 时间为 0.25ms。在轮询协议仿真中, 群首对群内的所有节点依次轮询, 所用的 T_{slot} 和 T_{HKT} 与 FODA 协议的相同。

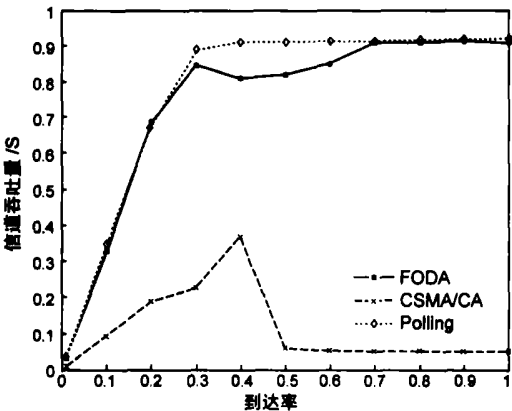


图 5 FODA 与 CSMA/CA、轮询协议的信道吞吐量比较

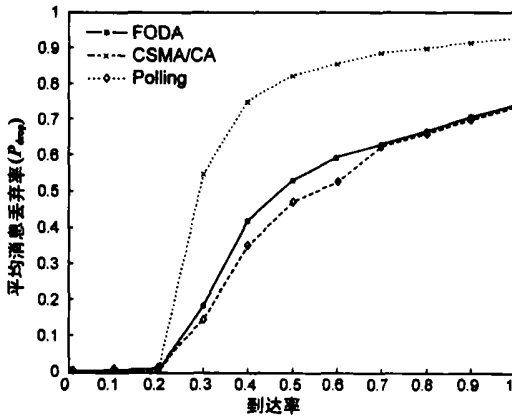


图 6 FODA 与 CSMA/CA、轮询协议的平均消息丢弃率比较

从这些图中可以看出, 在业务量较轻情况下, FODA、CSMA/CA 和轮询协议的吞吐量都随着 λ_0 的增加而线性增大, FODA 和轮询协议的信道吞吐量几乎相同, 而 CSMA/CA 协议由于存在分组碰撞和重发, 其吞吐量要比 FODA 和轮询协议的小。三种协议的平均消息丢弃率和平均消息时延都很低。

随着业务量的增大, 由于 FODA 协议中存在一些预约竞争时隙, 所以它的吞吐量随着 λ_0 增加渐渐低于轮询协议的, 但是 FODA 协议仍然具有非常低的平均消息时延, 这是因为轮询协议中过多地轮

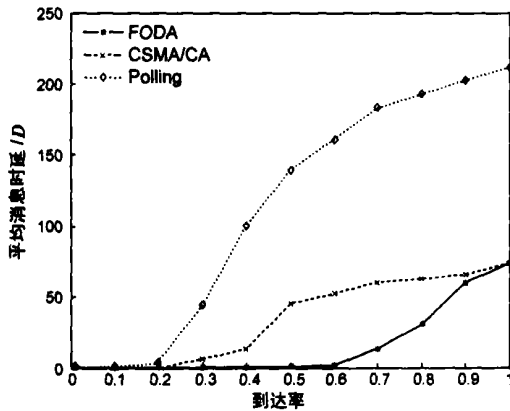


图7 FODA与CSMA/CA、轮询协议的平均消息时延比较
 询了许多没有分组发送的节点, CSMA/CA 协议由于存在频繁的分组碰撞和重发, 吞吐量比 FODA 协议的小很多, 平均消息丢弃率则高很多。

在业务量很高的情况下, 由于轮询服务队列饱和, 绝大多数情况下 FODA 协议取消了预约竞争接入阶段, 所以其吞吐量基本与轮询协议相同。不过, 由于轮询协议中同一节点被轮询一次的时间太长, 所以它的平均消息时延较大。

5 结论

本文为 MANET 提出了一种高效灵活的动态按需分配多址接入协议, 即 FODA 协议, 该协议综合了公平竞争、无冲突预约接入、按需轮询服务的思想, 可以进行连续发送并且在高业务情况下取消预约阶段, 从而克服了 CSMA/CA 和轮询协议的缺点, 避免了分组碰撞, 节省了不必要的开销, 大大提高了信道吞吐量和发送节点在预约时隙上的接入效率。同时, 公平冲突预防算法完全解决了节点竞争接入时的冲突问题 and 不公平现象。仿真结果表明, FODA 协议可以为 MANET 的用户提供快速、高效的信道资源共享。

参考文献:

- [1] Haas Z J, Deng J. Dual busy tone multiple access (DBTMA): A multiple access control scheme for ad hoc networks[J]. IEEE Trans Commun, 2002, 50(6): 975-985.
- [2] Jurdak R, Lopes C V, Baldi P. A survey, classification and comparative analysis of medium access control protocols for ad hoc networks[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2004, 6(1): 2-16.
- [3] IEEE standard 802.11. Wireless LAN medium access control

(MAC) and physical layer (PHY) specifications[S]. Aug. 1999.

- [4] Jiang S, Rao J, He D, et al. A simple distributed PRMA for MANETs[J]. IEEE Trans Vehic Tech, 2002, 51(3): 293-305.
- [5] Hassanein H S, Safwat A M. Virtual base stations for wireless mobile ad hoc communications: An infrastructure for the infrastructure less[J]. International Journal of Communication Systems, 2001, 14(8): 763-782.
- [6] You T, Yeh G-H, Hassanein H S. A new class of collision prevention MAC protocols for wireless ad hoc networks[A]. Proc IEEE ICC[C]. Anchorage: IEEE, 2003. 1135-1140.
- [7] Gerla M, Tsai T C. Multicenter, mobile, multimedia radio network[J]. ACM/Baltzer J. Wireless Networks, 1995, 1(3): 255-265.
- [8] Tanenbaum A S. Computer Networks[M]. New Jersey: Prentice Hall, 4th edition, 2002.

作者简介:



刘凯男, 1973年1月生于甘肃酒泉, 博士, 北京航空航天大学副教授, 主要研究领域为无线个人通信、移动 Ad Hoc 网络、无线接入、无线传感器网络和空地一体化网络。
 E-mail: liuk@buaa.edu.cn



李汉涛男, 1983年2月生于山东德州, 硕士, 现在普天信息技术研究院工作, 主要研究领域为移动通信网络和移动 Ad Hoc 网络。

张军男, 1965年7月生于安徽合肥, 博士, 北京航空航天大学电子信息工程学院院长、教授、博士生导师, 主要研究领域为航空电信网、空地一体化网络、空中交通管理和卫星通信导航等。
 E-mail: lihantaobuaa@126.com