自组织网络中 UPMA 协议的群间仿真

丁立军 刘 凯 李汉涛 张 军

(北京航空航天大学 电子信息工程学院, 北京 100083)

摘 要: 基于有效竞争预约接入、无冲突轮询传输的思想,结合分层分布式网络结构为自组织网络提出了依据用户妥善安排的多址接入(UPMA)协议,UPMA 协议可以支持节点移动性和多跳网络拓扑,并使用网络仿真工具 OPNET 仿真评估了它的群间通信性能. 该协议利用分群算法将多跳网络拓扑形成轮询所需要的两跳分群结构,包括预约接入和无冲突的轮询服务阶段. 有分组发送的节点在每帧的竞争接入时隙中竞争接入. 如果成功,则进入轮询服务过程;否则,在本帧重新开始的接入阶段中进行冲突避免和分解的预约接入过程. 仿真结果表明,UPMA 协议显著提高了多跳群间的业务传输效率,可以提供较高的端到端信道利用率、较低的端到端平均消息时延和较小的平均消息丢弃率.

关 键 词: 网络协议; 无线通信系统; 通信量; 通信信道; 计算机仿真

中图分类号: TN 915.04

文献标识码: A **文 章 编 号**: 1001-5965(2006)03-0342-05

Intercluster simulation of UPMA protocol for self-organizing networks

Ding Lijun Liu Kai Li Hantao Zhang Jun

(School of Electronics and Information Engineering, Beijing University of Aeronautics and Astronautics, Beijing 100083, China)

Abstract: Based on the concept of contention reservation, polling transmission and combining distributed clustering network architecture, an user-dependent perfect-scheduling multiple access (UPMA) protocol for supporting node mobility and multihop architecture in wireless self-organizing networks was described, and its performance of intercluster communication was simulated by OPNET. By clustering algorithms, two-hop cluster architecture for polling mechanism was formed to support multihop network topology. The protocol includes reservation access phase and polling phase in channel period. In the protocol, the nodes with packets to send contend to reserve channel resources during access slots of every frame. If successful, they were polled to transmit their packets in subsequent frames. If not, collision avoidance and resolution process was used for efficient access. The simulation results show that the proposed protocol can greatly improve multihop transmission efficiency, and achieve higher end-to-end channel utilization, lower average end-to-end message delay and less average message dropping rate.

Key words: network protocols; wireless telecommunication systems; telecommunication traffic; communication channels; computer simulation

自组织网络是一种不需要固定基础设施支撑的、由若干移动节点组成的无线网络[1]. 它的一个关键问题是多址接入协议,就是多个用户共享公共信道资源的方式. 目前自组织网络中的绝大多数多址接入协议主要基于带冲突避免和分解的随机多址接入技术. 随机多址接入协议可以克服固定分配多址接入协议中的资源浪费问题,然而当活动用户数或用户业务量增加时,分组碰撞的

收稿日期: 2005-06-26

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(10377005); 航空科学基金资助项目(02F51070,03F15002); 航天科技创新基金资助项目

作者简介: 丁立军(1973-),男,安徽砀山人,硕士生,dinglijunchina@163.com.

概率会加大,从而增大了平均分组时延,降低了网络的吞吐量. 采用轮询机制可以避免分组碰撞情况的发生,但是当许多节点不发送时,这种方法就会浪费大量的轮询开销. 综合这 2 种方法的优点并且克服它们的缺点,文献[1,2]提出了随机竞争预约发送和妥善轮询的思想. 不过,这些文献没有考虑多个节点竞争接入时所需采用的冲突分解策略,多跳群间的业务传输效率较低. 本文在文献[2]的基础上更好地解决了这些问题,并进行了多群间的系统仿真.

1　分群网络结构

由于 UPMA 协议中需要一个控制中心来安排相邻节点的轮询分组发送,所以要将它推广到多跳结构时必须形成类似星型的网状拓扑结构,按照某种分群算法(如文献[3]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,该中心节点被选作群首. 从这可以看出群内节点之间最多相距两跳,所有需要中转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. 各群使用不同的信道,这样可以大大降低多跳网络结构产生的隐藏终端[4]的影响. 图 1 表明了 UPMA 协议所基于的拓扑分群情况,节点 a,e 和 g 分别是它们覆盖域的群首,节点 c 和 d 是相关两群的网关. 分群后的分布式无线网络可以通过多群间的业务中转而完成各节点间的通信过程,也可以通过接入有线骨干网与其他网络的用户通信. 其中,f,b,k,l,h,i 为普通节点.

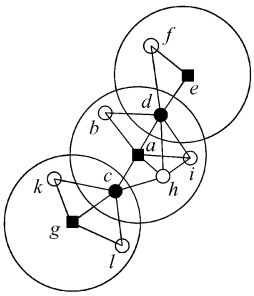


图 1　拓扑分群示意图

2　UPMA 协议

UPMA 协议在每个群的信道上可以划分为预约接入阶段和无冲突的轮询服务阶段. 有分组发送的节点在每帧的竞争接入时隙(即协议中的 New 时隙)中竞争预约接入. 如果成功,则进入轮询服务过程;否则,在本帧重新开始的 New 时隙阶段进行冲突避免和分解的预约接入过程.

2.1　轮询传输协议

UPMA 协议适用于任意的网络拓扑结构和各节点只有一部半双工方式工作的无线收发信机的情况,其工作原理如图 2 所示(图 1 为其所处的拓扑分群示意图).

具体的协议描述为:按照某种分群算法将网络划分为若干个类似星型的网状拓扑结构的群,不同群使用不同的局部收发帧形式或以异步方式工作. 在群首发送的附带轮询信息的数据分组(PKT)或信标(仅当群首没有 PKT 传输时才发送信标)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,群首会发送它的 PKT 或信标来通告下一个时隙的开始以便让另一个被轮询的节点接入. 各帧的传输以起始分组(ST)为开始. 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,则它在群首对它的轮询后的微时隙中发送传输插入(TI)微分组(若在此时没有 PKT 发送)或附带 TI 标志的 PKT(若此时它有 PKT 发送),这样就宣告了它可以在该信道进行收发了. 轮询完网关后群首以 Round-robin 方式安排普通发送节点的发送. 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)微分组或附带 TT 标志的 PKT 以便通知本群的其他节点不要再向它发送分组了.

图 2 显示了网关 d 在群 a 和 e 的信道上切换工作的情况. 如果网关或普通节点有多个 PKT 要发送,它可以发送附带连续传输指示(CTI)的 PKT,其后有一个为群首准备的微时隙. 如果群首允许该节点继续发送,则它就让这一时隙空闲,该节点监测到这一结果后立即进行下一个 PKT 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,那么它就在该微时隙的位置上发送 PKT 或信标以便提示下一节点进行发送(如图 2 所示,节点 f 在群 e 中发送带 CTI 的 PKT). 当一帧中被轮询的活动节点数达到一帧中允许的最大轮询长度时,群首就发送一个结束分组(End). End 后的微时隙(即 New 时隙)预留给新的活动节点接入时使用. 当群首的 PKT 队列不空时,ST

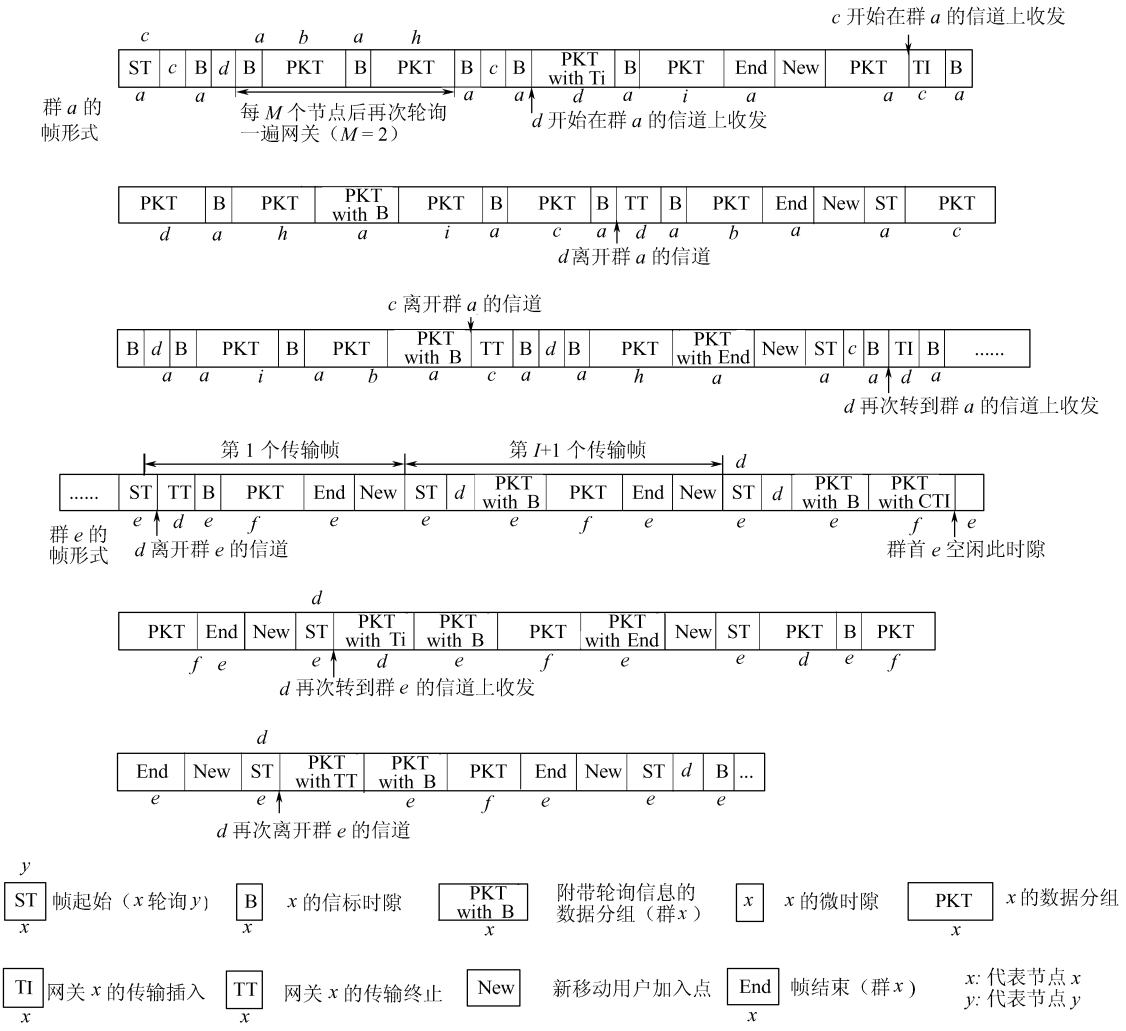


图 2 UPMA 协议的基本工作原理

和 End 可被附加起始和结束标志的 PKT 所替代. 当发送节点没有业务发送时,它将在最后一个发送分组中附带 TT 标志,这样,群首从下一帧后就不再轮询它了.

2.2 带冲突避免和分解的预约接入协议

如果节点有分组要发送,它利用在每一帧的 New 时隙发送传输接入(TA)微分组(如果它已在该群中注册,并且此时无拓扑变化)或自组织分组(SOP,用来通告局部拓扑变化情况)来竞争接入信道. 如果竞争成功,群首将把它作为下一帧的第一个被轮询的节点进行轮询;否则,它需要在本帧重新开始的 New 时隙上进行竞争接入. 为了避免进一步的碰撞,各节点需要利用冲突分解算法实现接入,具体协议如下,图 3 表示了它的主要过程.

通常一帧中仅有一个 New 时隙,当发生竞争接入碰撞时,在本帧中重新开始 New 时隙竞争并增加 New 时隙的个数(设 N_a 为当前帧的 New 时隙个数). 协议规定所有未竞争成功的节点均要参与本帧重新开始的竞争接入过程,这样当一帧中各 New 时隙内无碰撞发生时,群首就知道冲突分解已经完毕.

为了保证有较大接入概率,群首头一次就把 N_a 增加到 4 个. 如果这样做之后还有接入碰撞发生,群首继续保持或增多 N_a. 当一帧中的所有 New 时隙都无碰撞时,群首就可以把 N_a 由多个降回到 1 个. 这种协议可以不让发送节点等待太长的时间就可以接入信道. 每个 New 时隙后群首要发 New 时隙信标(NB)以便向各邻节点提示下一个 New 时隙的开始,当群首的 PKT 队列不空时,NB 可附加在 PKT 中. 在 End 时隙中指明 New 时隙的个数. 各邻节点根据二进制指数退避算法来选择当出现接入碰撞时选择哪一帧中的哪个接入时隙进行下一次接入.

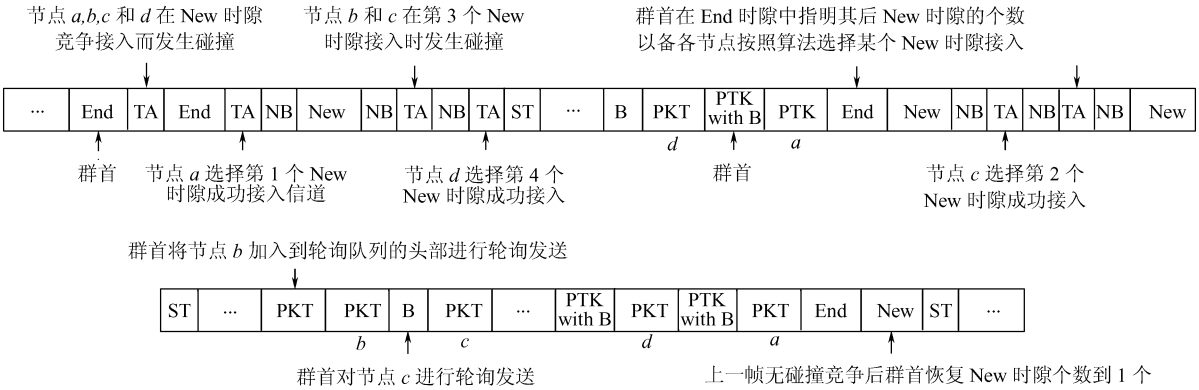


图 3　UPMA 协议的接入碰撞和分解协议

3　性能仿真

3.1　仿真环境和评估指标

本文对 UPMA 协议进行群间通信仿真. 如图 4 所示,采用 3 层蜂窝模型,单群网络拓扑为正六边形,每个群内有一个群首、N 个普通节点和 6 个网关,6 个网关均匀分布在群的边缘,普通节点随机分布在以群首为中心、通信半径为 R(单位:km)的正六边形区域中. 仿真中采用 7 个信道,以保证各群与邻群使用不同信道,互不干扰.

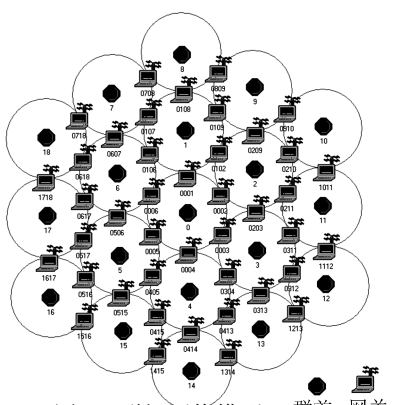


图 4　群间网络模型

UPMA 协议仿真实现的详细说明如下:

1) 假定每个消息产生服从到达率为 λ_0 的泊松分布,每个消息所含的数据分组数目服从截短的几何概率分布,其中,一个消息所含数据分组的最大数目为 L_M,截短的几何概率参数为 q;

2) 网关在一个群的信道上收发完整个消息后切换到另一个群的信道上工作;

3) 带冲突避免和分解的预约接入协议中,在发生冲突碰撞后 New 时隙个数采用保持策略,最大竞争 New 时隙数 N_a 取 4;

4) 服务队列长度为 N_p,数据分组时隙长度 T_{PKT} 为基本时隙 T_{slot} 的 N_{slot} 倍;

5) 节点中每个消息尝试的最大接入次数为 N_M,超过它就丢弃该消息;

6) 所用的仿真参数如表 1 所示.

评估 UPMA 协议的性能指标是端到端信道利用率 S_{CHU}、平均消息丢弃率 P_{drop} 和端到端平均消息时延 D. P_{drop} 定义为所有丢弃的消息总数与产生的消息总数的比值. D 定义为端到端成功传输消息的总时延与其数目的比值. 若端到端成功传输的消息数为 N_{PKT}、仿真时间为 T_{sim},则

$$S_{CHU}=\frac{\sum_{i=1}^{N_{PKT}} L_{Mi}T_{PKT}}{T_{sim}} \tag{1}$$

表 1　UPMA 协议的仿真参数

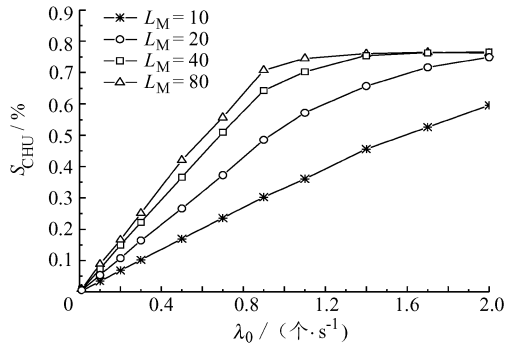
场景		信道传输速度	服务						
N	R/km	R_b/(Mbit·s^{-1})	N_P	q	N_a	T_{slot}/ms	T_{PKT}/ms	N_{slot}	N_{PKT}	N_M
80	10	10	10	0.95	4	0.25	2	8	20	6

3.2　仿真结果及分析

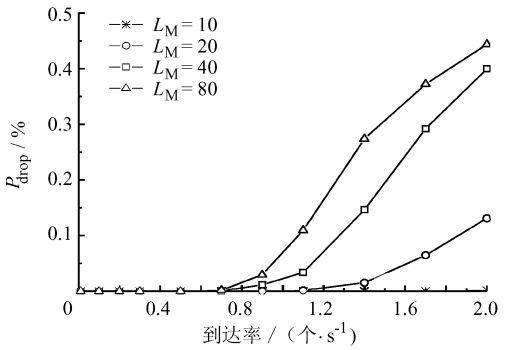
UPMA 协议群间通信的 S_{CHU},P_{drop} 和 D 如图 5a ~ 图 5c 所示. 从图中可以看出,当业务量较轻时,多群间通信中没有消息丢弃,D 很小,所以此时 UPMA 协议具有很高的可靠性和实时性. 随着 λ_0 的增加,S_{CHU} 呈线性增长. 当业务量达到中等时,只有很低的 P_{drop}、较小的 D,而 S_{CHU} 很高,所以在这种情况下 UPMA 协议显著提高了多跳群间的业务传输效率. 当业务量过重时,随着 λ_0 的增加,P_{drop} 急剧增加,D 呈线性增长,S_{CHU} 增长变得缓慢.

在业务量较轻时,消息的分组个数 L_M 对

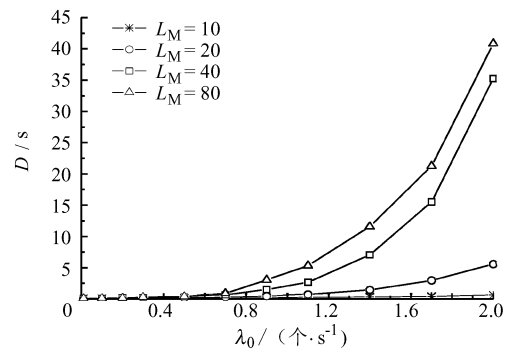
S_{CHU},P_{drop}和 D 几乎没有影响;当业务量中等时,L_M 越大 S_{CHU}就越高,同时 D 越长、P_{drop}越高,这是因为消息越长,业务量就越大,平均每个消息的服务时间就越长,造成其他节点的接入碰撞概率越大;当业务量较高时,消息长度对 D 产生很大的影响,这是因为重业务量下,消息长度越大,同一消息被服务完成的时间就越长,消息时延也就越长.



a 端到端信道利用率



b 平均消息丢弃率



c 端到端平均消息时延

图 5 UPMA 协议的业务量变化图

4 结 论

本文为自组织网络提出了一种高效的多址接入协议,即 UPMA 协议,它是综合了随机接入预约、妥善轮询、连续发送及中断(如 CTI 的应用)和基于收方邀请(如网关在各群信道上切换工作)的动态按需分配协议. UPMA 协议所采用的分层分布式网络控制结构有效地解决了无线多跳通信中的隐藏终端问题,减少了分组碰撞和数据分组的重发所造成的开销浪费和信道资源浪费,显著提高了端到端的信道利用率;所采用的有效竞争预约接入和无冲突轮询思想解决了轮询协议过多的轮询开销,降低了消息的端到端时延. 仿真结果表明,UPMA 协议显著提高了多跳群间的业务传输效率,可以提供较高的端到端信道利用率、较低的端到端消息时延和较小的平均消息丢弃率,可以为大规模的高动态自组织网络的用户提供高效的信道资源共享.

参考文献 (**References**)

[1] Li Jiandong, Li Weiying, Yang Jiawei. User-dependent perfect-scheduling multiple access (UPMA) for wireless ad hoc Internet access [A]. Proc IEEE WCC 2000/ICCT 2000 [C]. Beijing, 2000. 1714 ~ 1717

[2] Liu Kai, Li Jiandong, Zhang Wenzhu. User-dependent perfect-scheduling multiple access (UPMA) protocol in wireless multi-hop mobile ad hoc networks [A]. Proc IEEE VTC Spring 2002 [C]. Birmingham, 2002. 65 ~ 69

[3] Gerla M, Tsai T C. Multicluster, mobile, multimedia radio network [J]. ACM/Baltzer J Wireless Networks, 1995, 1(3): 255 ~ 265

[4] Anastasi G, Lenzini L, Mingozzi E, *et al*. MAC protocols for wideband wireless local access: evolution toward wireless ATM [J]. IEEE Personal Commun, 1998, 5(5): 53 ~ 64