

MANETs 网络中的一种分布式同步预约多址接入协议

张艳玲, 孙献璞, 李建东

(西安电子科技大学 综合业务网理论与关键技术国家重点实验室 陕西 西安 710071)

摘要: 提出了一种 MANETs 网络中的多址接入控制协议——分布式同步预约多址接入协议(DSRP), 解决了隐藏终端和暴露终端问题, 并且为实时业务的 QoS 要求提供了保障. 协议以时分多址为基础, 给不同类型的业务分配不同的优先级, 采用不同的机制对空闲时隙进行竞争及预约. 在已预约的时隙中采用发送数据前的预约确认机制, 避免了入侵终端问题. 在全连通网络中分析了 DSRP 协议的吞吐量和分组平均丢弃率, 并且对协议进行了仿真, 结果表明该协议能够达到传输实时业务的要求, 适用于 MANETs 网络.

关键词: 实时业务; 多址接入控制(MAC); 预约多址; MANETs 网络

中图分类号: TN915.9 文献标识码: A 文章编号: 1001-240X(2006)01-0028-05

A distributed synchronous reservation multiple access control protocol for mobile Ad Hoc networks

ZHANG Yan-ling, SUN Xian-pu, LI Jian-dong

(State Key Lab. of Integrated Service Networks, Xidian Univ., Xi'an 710071, China)

Abstract: This paper proposes a new multiple access control (MAC) protocol named distributed synchronous reservation multiple access control protocol(DSRP), in which the hidden and exposed terminal problems are solved, and the QoS(Quality of Service) requirements for real-time traffic are ensured. The protocol is based on Time Division Multiplex Address(TMDA) and a different type of traffic is assigned to different priority, according to which a node should compete for and reserve the free slots in a different method. Moreover, there is a reservation acknowledgement process before the data transmitting in each reserved slot, so that the intruded terminal problem is solved. The throughput and packets average drop probability of this protocol are analyzed and simulated in a fully connected network, the results of which indicate that this protocol is efficient to supporting real-time traffic and more suitable to MANETs.

Key Words: real-time traffic; multiple access control(MAC); packet reservation multiple access; mobile Ad Hoc networks

目前已发展了许多 MAC 协议, 大多数基于 CSMA/CA 技术, 如 MACA^[1], MACAW^[2], IEEE 802.11 a MAC^[3], FAMA^[4]等, 这类协议多工作于异步模式, 采用小的控制分组(如 RTS/CTS)对信道进行竞争接入, 在高负载时吞吐量和时延性能会显著恶化, 显然无法保证实时业务的 QoS 要求.

此外, 也有一些基于 TDMA 方式的 MAC 协议, 如 DPRMA^[5], MAC-RSV^[6], ADAPT^[7], FPRP^[8], CATA^[9]等, 这类协议以同步技术为基础, 各个节点采用竞争方式对空闲时隙进行预约, 有利于保证实时业务的 QoS

收稿日期 2005-03-14

基金项目: 国家自然科学基金和微软亚洲研究院联合资助项目(60372048)(大规模宽带无线自适应 Ad Hoc 网络); 国家自然科学基金重大项目(60496316); 国家 863 计划课题(2005AA123910)

作者简介: 张艳玲(1976-), 女, 讲师, 西安电子科技大学博士研究生.

要求,但这些协议各自有其缺点,如 MAC-RSV 协议不考虑节点的移动性;DPRMA 没有解决入侵终端和暴露终端问题等。

笔者提出了 DSRP——分布式同步预约多址接入协议,以时分多址为基础,给不同类型的业务分配不同的优先级,并采用不同的机制预约空闲时隙,保证了实时业务的 QoS 要求,同时还解决了隐藏终端、暴露终端和入侵终端问题。

1 DSRP 协议原理

1.1 假设条件

假设信道是理想对称信道,所有节点工作在相同的频率上并具有完全相同的时间基准,节点在无数据发送的时候,始终处于接收状态。节点没有捕获能力,但可区分出没有接收到信号(信道空闲)、信号发生碰撞以及正确接收到信号这几种情况。

1.2 DSRP 协议工作原理

1.2.1 帧结构

DSRP 协议以 TDMA 为基础,每帧分为 N 个时隙,帧结构如图 1 所示。每个时隙的可能状态有两种:空闲和已预约,空闲时隙被划分为 m 个微时隙,供各节点竞争信道时使用。在一个已预约时隙中数据域 DATA 的时间长度等于空闲时隙中 $(m-1)$ 个微时隙的时间长度。

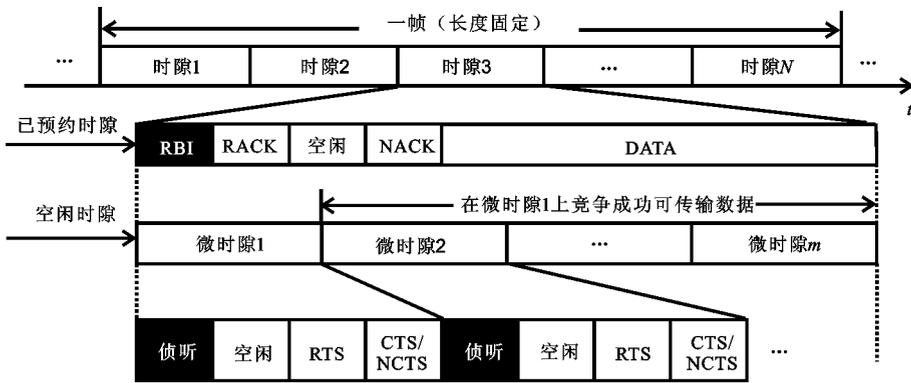


图 1 帧结构

1.2.2 节点的优先级规定及实时业务的 QoS 保障机制

业务的优先级划分为两个等级 0 和 1。实时业务的优先级为 0,以概率 P_a 竞争空闲时隙;非实时业务的优先级为 1,以概率 P_b 竞争,且 $P_b < P_a$ 。若非实时业务的等待时间超过一定门限,则其优先级提升为 0。优先级为 0 的业务可在空闲时隙的微时隙 1 上竞争,成功后可立即发送业务数据,同时也成功预约了该时隙;若是失败,可在其他微时隙中继续竞争,但此时竞争成功,只能从下一帧开始预约该时隙并发送数据。优先级为 1 的业务只能在除微时隙 1 以外的其他微时隙上竞争,竞争成功仅可预约下一帧中的该时隙来发送数据。这样,提高了实时业务竞争成功的概率,保障了其 QoS 要求。

1.2.3 预约竞争过程

以优先级为 0 的业务为例,当节点 A 有业务发送给节点 B 时,首先侦听信道,若发现某个时隙空闲,则以概率 P_a 发送 RTS 信号。B 如果收到 RTS 信号,并且检测到 RACK 域空闲(即无入侵终端,参见 1.2.4)则向 A 发送 CTS 信号,表示预约成功;如果 B 收到 RTS 信号,但检测到 RACK 域不空闲,则发送 NCTS 信号,通知 A 停止对该时隙的竞争。

若节点 A 在微时隙 1 上竞争成功,则 A 的邻节点会检测到 A 开始发送数据,不会竞争该时隙;B 的邻节点也因检测到 B 发送的 CTS 信号而不会发送任何信号。

若节点 A 在其他微时隙上竞争成功,则在剩余的微时隙中,B 的邻节点可对其他节点发送的 RTS 信号进

行应答,而 A 的邻节点可发送 RTS 信号,但不能对其他 RTS 信号进行应答。

节点 A 竞争成功即预约了随后帧中的该时隙发送业务给节点 B,因此在随后帧中接收节点 B 应在该时隙的 RBI 域上发送忙标志,标明时隙的状态,以解决隐藏终端问题。

1.2.4 移动性及入侵终端问题的解决方法

在 MANETs 网络中节点可随机移动,因此会产生入侵终端问题。如图 2 所示,如果 C 移动到 C' 的位置, C 与 A 发送的数据会在 B 处碰撞; E 移动到 E' 的位置, A 与 F 发送的数据会在 E 处碰撞。

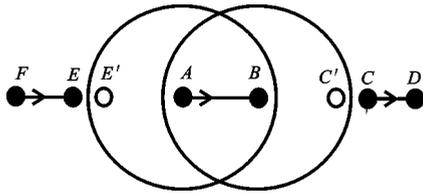


图 2 入侵终端问题

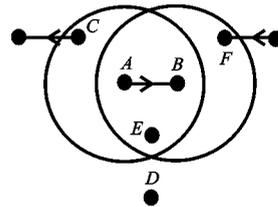


图 3 隐藏终端、暴露终端问题

为了解决这个问题,协议规定在已预约时隙中,收、发节点在传输数据之前需要对预约进行确认。发送节点发送 RACK 信号,如果出现了入侵终端,则接收节点(如 B 和 E)会检测到 RACK 域的信号发生碰撞,此时接收节点发送 NACK 信号通知发送节点终止对该时隙的预约。发送节点只要检测到 NACK 域不空闲,就终止预约。

1.2.5 隐藏终端、暴露终端问题的解决方法

如图 3 所示,节点 A 已经预约某个时隙发送数据给节点 B。在时隙的开始节点 B 发送忙标志, E、F 会检测到时隙不空闲。从帧结构可看出,若隐藏终端 F 在微时隙 1 上接收到 RTS 信号,可发送 CTS 信号而不影响 B 的接收,解决了隐藏终端接收问题。但在其他微时隙上,节点 F 不能发送任何信号。

暴露终端 C 可发送 RTS 信号来竞争该时隙。在微时隙 1 上,节点 C 所要接收的 CTS 信号与 A 发送的 RACK 信号不会碰撞,解决了暴露终端的发送问题;另外, C 可检测到 RACK 域不空闲,因此 C 对自己收到的任何 RTS 信号均不做应答,解决了暴露终端接收问题。在其他微时隙上, A 已经开始发送数据, C 会检测到信道忙而不会发送 RTS 信号。

2 DSRP 协议分析

2.1 系统模型及假设条件

考虑一个全连通的网络结构,网络中共有 M 个节点,均产生话音业务,业务特征采用慢速话音活动检测模型(Slow SAD)来描述,话音的平均突发区间 t_1 为 1 s,平均静默区间 t_2 为 1.35 s,均服从指数分布。节点的业务状态分为两种:突发和静默,且节点业务状态的转移仅发生在帧的边界时刻;处于突发状态的节点每帧产生一个话音分组,需占用一个时隙来传输,如果这个分组在该帧没有成功发送,则被丢弃,这样分组的最大时延为一帧的时长,因此竞争一个空闲时隙失败或者在微时隙 1 上竞争成功,均会丢弃一个分组。每个由静默转向突发的节点以概率 P_a 参加空闲时隙的竞争,该概率被称为允许概率。吞吐量定义为:平均一帧中能够成功传输业务的时隙数/每帧的时隙总数。而话音分组的平均丢弃率定义为:平均每帧丢弃的分组数/平均每帧产生的分组数。

2.2 模型的数学分析

假设系统状态定义为每帧的开始时刻处于已预约状态的时隙数 k ($0 \leq k \leq N$)。任意一个节点在系统状态转移时刻,由静默转向突发的概率为 $P_{burst} = 1 - \exp(-T/t_2)$,由突发转向静默的概率为 $P_{silence} = 1 - \exp(-T/t_1)$,其中 T 为一帧的时长。这样任意节点竞争一个空闲时隙的概率为 $p = P_a \times P_{burst}$,而已经预约了时隙的节点释放时隙的概率为 $q = P_{silence}$ 。

假设有 i 个节点同时以概率 p 竞争某一空闲时隙,则有一个节点能够竞争成功的概率为 $P_{succ}(i, p) = P_1(i, p) + P_2(i, p)$,其中 $P_1(i, p)$ 为该节点在微时隙 1 上竞争成功的概率, $P_2(i, p)$ 为该节点在其他微

时隙上竞争成功的概率.

$$\begin{cases} P_1(i, p) = C_i^1 p (1-p)^{i-1} \quad , \\ P_2(i, p) = \sum_{j=2}^m [1 - P_1(i, p)]^{j-1} P_1(i, p) \quad . \end{cases} \quad (1)$$

这样, 假设有 y 个尚未预约到时隙的节点, 以概率 p 竞争 x 个空闲时隙, 则有 z 个节点能够竞争成功的概率为:

$$\phi(x, y, z, p) = [1 - P_{\text{succ}}(y, p)] \cdot \phi(x-1, y, z, p) + P_{\text{succ}}(y, p) \cdot \phi(x-1, y-1, z-1, p) \quad . \quad (2)$$

式(2)的约束条件为

$$\phi(x, y, z, p) = \begin{cases} 1 \quad , & x = 0, y = 0, z = 0; \text{ or } x = 0, y \neq 0, z = 0 \quad ; \\ & \text{ or } x \neq 0, y = 0, z = 0 \quad , \\ 0 \quad , & x = 0, y = 0, z \neq 0; \text{ or } x = 0, y \neq 0, z \neq 0 \quad ; \\ & \text{ or } x \neq 0, y \neq 0, x < z; \text{ or } x \neq 0, y \neq 0, y < z \quad , \\ [1 - P_{\text{succ}}(y, p)]^x \quad , & x \neq 0, y \neq 0, z = 0 \quad . \end{cases} \quad (3)$$

假设系统状态为 k , 即有 k 个时隙已预约, 则经过一帧以后, 这些时隙中有 j 个被释放的概率为

$$F_k^j(q) = C_k^j q^j (1-q)^{k-j} \quad , \quad 0 \leq j \leq k \quad . \quad (4)$$

由此可得出系统的状态转移概率为式(5), 其中 d 表示被释放的时隙数.

$$P_{kh} = \begin{cases} \sum_{d=0}^k F_k^d(q) \phi(N-k, M-k, h-k+d, p) \quad , & k \leq h \quad , \\ \sum_{d=k-h}^k F_k^d(q) \phi(N-k, M-k, h-k+d, p) \quad , & k > h \quad . \end{cases} \quad (5)$$

假设系统处于状态 k 的概率为 P_k , 则有以下关系成立:

$$\sum_{k=0}^N P_k = 1 \quad , \quad P_k = \sum_{h=0}^N P_h P_{hk} \quad . \quad (6)$$

由以上分析可知, 系统的吞吐量为 $S = \frac{1}{N} \sum_{k=0}^N P_k \cdot (k + \text{Num}_k)$, (7)

其中 Num_k 为系统处于状态 k 时, 每帧中平均能够在微时隙 1 中被成功预约的时隙数, 由式(8)表示.

$$\text{Num}_k = \begin{cases} \sum_{n=1}^{M-k} \{ C_{M-k}^n (P_{\text{burst}})^n (1 - P_{\text{burst}})^{M-k-n} \cdot \{ \sum_{i=0}^{N-k} [\phi(N-k, n, i, P_a)] \cdot \\ \sum_{j=n-(i-1)}^n P_1(j, P_a) \} \} \quad , & M-k \geq 1 \quad , \\ 0 \quad , & M-k < 1 \quad , \end{cases} \quad (8)$$

其中, n 表示由静默转向突发的节点数, i 表示空闲时隙中能够被成功预约的个数, 而 j 表示这 i 个时隙中的每一个在被成功预约时, 曾经参与竞争的节点数.

系统的平均分组丢弃率为 $P_{\text{Drop}} = \sum_{k=0}^N P_k \text{Drop}_k$, (9)

其中, Drop_k 为系统处于状态 k 时, 平均每帧的分组丢弃率. n, i, j 的含义同式(8).

$$\text{Drop}_k = \begin{cases} \sum_{n=1}^{M-k} \{ C_{M-k}^n (P_{\text{burst}})^n (1 - P_{\text{burst}})^{M-k-n} \cdot \{ \sum_{i=0}^{N-k} [\phi(N-k, n, i, P_a)] \cdot \\ ((n-i) + \sum_{j=n-(i-1)}^n P_2(j, P_a)) / (k+n) \} \} \quad , & M-k \geq 1 \quad , \\ 0 \quad , & M-k < 1 \quad . \end{cases} \quad (10)$$

2.3 DSRP 协议的性能仿真

在全连通网络中仿真了 DSRP 协议的性能, 仿真采用的参数如下: 帧长为 16 ms, 每帧分为 10 个时隙, 时

隙宽度为1.6 ms,微时隙数为5.在节点数 M 不同的条件下,对于不同的允许概率 P_a ,系统的吞吐量及分组平均丢弃率的仿真结果分别如图4、图5所示.

从图中可看出,随着节点数的增加,吞吐量与平均分组丢弃率均会上升,其中吞吐量最大可接近于1,即接近于信道的容量,而根据QoS对分组丢弃率的要求可确定单跳范围内允许同时通话的节点数,从而保证节点的QoS要求.通过选择合适的允许概率可在吞吐量及分组丢弃率方面获得最好的性能.对于多跳网络,由于本协议解决了隐藏终端和暴露终端问题,可实现最大程度的信道空间再用,极大地提高信道的利用率和网络的吞吐量.

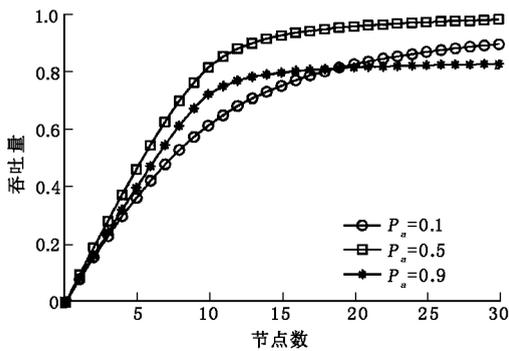


图4 吞吐量曲线

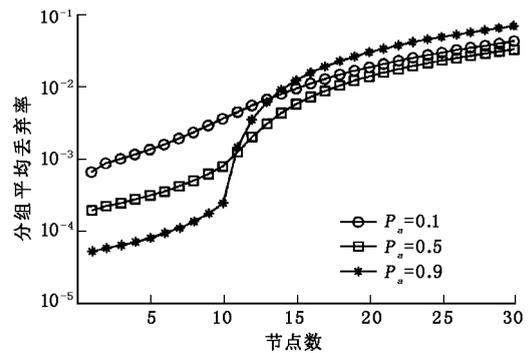


图5 分组平均丢弃率

3 结 论

提出了分布式同步预约多址接入协议(DSRP)解决了隐藏终端和暴露终端问题,并且将竞争与预约相结合,能够保障实时业务的QoS要求.此外,通过在发送数据之前对预约进行确认,解决了入侵终端问题.通过在全连通网络中对DSRP协议的吞吐量和分组平均丢弃率的分析,证明了协议的有效性,仿真结果表明该协议无论在吞吐量、平均分组丢弃率,还是在时延方面均能达到传输实时业务的要求.

参考文献:

- [1] Phil K. MACA—a New Channel Access Method for Packet Radio[A]. ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference[C]. London: ARRL/CRRL Amateur Radio, 1990. 134-140.
- [2] Bharghavan V, Demers A, Shenker S, et al. MACAW: a Media Access Protocol for Wireless LANs[A]. Proceeding of ACM SIGCOMM[C]. London: ACM SIGCOMM, 1994. 212-225.
- [3] IEEE 802.11 Working Group. Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications. IEEE Std 802.11b-1999[S]. 1999.
- [4] Garcia-Luna-Aceves J J, Fullmer C L. Performance of Floor Acquisition Multiple Access in Ad Hoc Networks[A]. ISCC'98 Proceedings[C]. Athens Greece: Third IEEE Symposium on Computers and Communications, 1998. 63-68.
- [5] Jiang S, Rao J, He D, et al. A Simple Distributed PRMA for MANETs[J]. IEEE Trans on Vehicular Technology, 2002, 51(2): 293-305.
- [6] Fang J C, Kondylis G D. A Synchronous, Reservation Based Medium Access Control Protocol for Multihop Wireless Networks[A]. Wireless Communications and Networking Conference, 2003 IEEE[C]. New Orleans: WCNC, 2003. 994-998.
- [7] Chalmatac I, Farago A, Myers A D, et al. ADAPT: a Dynamically Self-adjusting Media Access Control Protocol[A]. Global Telecommunications Conference[C]. Rio de Janeiro Brazil: Globecom'99, 1999. 11-15.
- [8] Zhu C, Corson M S. A Five-phase Reservation Protocol(FPRP) for Mobile Ad Hoc Networks[A]. Proceedings of IEEE INFOCOM 1998[C]. San Francisco: IEEE, 1998. 322-329.
- [9] Tang Z, Garcia-Luna-Aceves J J. A Protocol for Topology-Dependent Transmission Scheduling in Wireless Networks[A]. Wireless Communications and Networking Conference, 1999 IEEE[C]. New Orleans: IEEE, 1999. 1333-1337.

(编辑:李维东)

