

# 车载自组织网络中基于时分复用的 异步多信道 MAC 协议

唐 伦 王晨梦 陈前斌

(重庆邮电大学移动通信技术重庆市市级重点实验室 重庆 400065)

**摘 要** 为解决车载自组织网络负载较重时控制信道拥塞和信道利用率低的问题,提出一种时分复用机制的异步车载自组织网多信道 MAC(Media Access Control)协议——ATMP(Asynchronous TDMA-based multi-channel MAC Protocol). ATMP 协议采用时分复用的异步接入机制实现节点分时段接入控制信道,减少并发接入控制信道的节点数目,降低碰撞概率;进一步,为了解决多信道协调信息丢失问题,ATMP 协议使用节点协作机制来获取节点遗漏的信道协调信息,有效降低因协调信息缺失造成的数据信道服务信息碰撞概率. 仿真结果表明,ATMP 协议在碰撞概率、安全消息时延及控制信道吞吐量指标上优于 IEEE 1609.4 标准、AMCP 协议和 AMCMAC 协议.

**关键词** 车载自组织网络;多信道 MAC;时分复用;节点协作;车联网

**中图法分类号** TP393 **DOI 号** 10.3724/SP.J.1016.2015.00673

## An Asynchronous Multi-Channel MAC Protocol Based on TDMA in Vehicular Ad Hoc Network

TANG Lun WANG Chen-Meng CHEN Qian-Bin

(Chongqing Key Lab of Mobile Communication, Chongqing University of Posts and Telecommunications, Chongqing 400065)

**Abstract** To solve the control channel (CCH) bottleneck problem and improve channel utilization in VANET, in this paper, we present a new asynchronous TDMA-based multi-channel MAC protocol (ATMP). ATMP employs an asynchronous access mechanism based on TDMA to reduce the number of nodes which contend CCH at the same time, so the collision probability on CCH is reduced. Furthermore, to solve the multichannel coordination (MCC) problem, ATMP employs node cooperation mechanism to gain the missing channel coordination information, so the collision probability of service data on SCHs is reduced. The simulation results show that ATMP has better performance than IEEE 1609.4 standard, AMCP protocol and AMCMAC protocol in collision probability, safety messages delay and CCH throughput.

**Keywords** vehicular ad hoc network(VANET); multi-channel MAC; TDMA; node cooperation; Internet of Vehicles

## 1 引 言

车辆应用(如安全预警和咨询娱乐)的快速发展

对无线网络的快速性和安全性提出了新要求,而传统的无线网络已无法适应. 因此发展新的无线网络技术和解决方案成为一项迫切需求. 在这种背景下,车载自组织网络(Vehicular Ad Hoc Networks,

收稿日期:2013-09-17;最终修改稿收到日期:2014-10-27. 本课题得到国家自然科学基金(61171111)、国家“八六三”高技术研究发展计划项目基金(2014AA01A701)、长江学者和创新团队发展计划(IRT1299)、重庆市自然科学基金(CSTC2012jjA40049)、重庆市教委科学技术研究项目基金(KJ120524)、重庆市科委重点实验室专项经费资助. 唐 伦,男,1973 年生,博士,教授,主要研究方向为宽带无线网络技术. E-mail: tangl@cqupt.edu.cn. 王晨梦,男,1988 年生,硕士研究生,主要研究方向为车载自组织网络 MAC 协议. 陈前斌,男,1967 年生,博士,教授,主要研究领域为新一代无线通信系统关键技术研究.

VANETs) 应运而生, 并受到学术机构、汽车制造商和政府的广泛关注. 车载自组织网络是智能交通系统(Intelligent Transportation System, ITS)的重要组成部分, 致力于增大交通安全系数, 同时提升汽车乘员舒适度. VANETs 基于 IEEE 802.11p<sup>[1]</sup> 标准, 采用专用短距离通信(Dedicated Short Range Communication, DSRC)技术, 致力于增大交通安全系数, 同时提升乘车舒适度. 美国联邦通信委员会(Federal Communications Commission, FCC) 在 5.9 GHz 频率处为 VANETs 分配了宽 75 MHz 的专用通信频段, 用于车辆间通信和车辆与路边基础设施间的通信. 根据 IEEE 802.11p 标准, 这段 75 MHz 的频段被分为 7 条信道, 位于中间的信道是控制信道(Control Channel, CCH), 用于传递安全信息和控制包; 其余 6 条信道是服务信道(Service Channel, SCH), 用于传输非紧急的应用信息. 作为 IEEE 802.11p 在多信道操作上的扩展, IEEE 1609.4<sup>[2]</sup> 标准规定了信道同步协调机制——通用时间协调(Universal Time Coordination, UTC) 机制, 用以分配信道的接入时间. 根据 UTC 机制, 信道接入时间被划分为长为 100 ms 的同步周期. 每个同步周期被分为控制周期和数据周期, 各占 50 ms. 在控制周期所有节点监听控制信道收发安全信息包和控制包, 在数据周期切换到各服务信道收发非紧急的服务信息包. 图 1 显示 IEEE 1609.4 标准的工作过程.

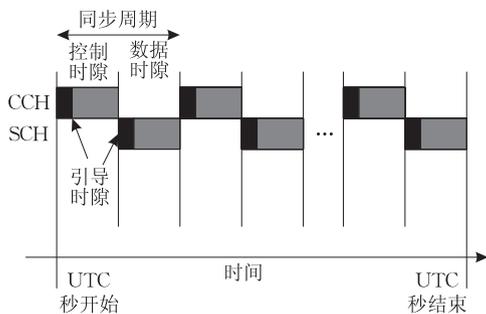


图 1 IEEE 1609.4 标准的同步周期和它的组成

现有研究表明 IEEE 1609.4 标准性能欠佳, 影响其性能的问题主要有以下几点:

- (1) 要求严格的时间同步;
- (2) 定长的控制周期和数据周期不能很好地适应动态变化的网络负载情况;
- (3) 控制周期所有数据信道空闲, 数据周期控制信道空闲, 使得信道利用率不高于 50%;
- (4) 当网络中节点较多, 负载较重时, 会出现控制信道拥塞, 产生较高的碰撞概率.

在上述问题中, 问题(3)和(4)对于网络性能的

影响最严重, 本文针对这两个问题, 提出一种时分复用机制的异步车载自组织网多信道 MAC 协议(ATMP)机制来降低碰撞概率. 采用时间异步, 节点分时段地接入控制信道, 减少同一时间竞争信道的节点数量, 以此降低碰撞概率.

本文第 2 节介绍相关工作; 第 3 节详细描述所提出的 ATMP 协议机制; 第 4 节使用数学方法分析 ATMP 协议的性能指标; 第 5 节给出数值仿真结果; 第 6 节总结全文.

## 2 相关工作

近来一些研究致力于解决上面提出的问题, 本部分着重介绍两个与 ATMP 协议关系较密的协议 AMCP 和 AMCMAC. AMCP<sup>[3]</sup> 是一种异步多信道协调 MAC 协议, 无需节点同步地在控制信道和服务信道间切换. 节点监听控制信道, 有数据需要发送的节点选择一条数据信道并将信道 ID 写进 RTS(Request To Send, 发送请求帧) 发送给目的节点, 若该信道对目的节点可用, 则目的节点回复发送确认帧(Clear To Send, CTS), 之后双方立即转到相应信道开始数据包收发; 若信道对目的节点不可用, 则目的节点回复拒绝的 CTS, 并将自己可用的信道列在 CTS 中, 若其中有源节点可用的信道, 则源节点重传 RTS 以确认该信道. 当源节点选择的信道对目的节点不可用时, 这种机制会导致第 2 轮信道协商, 造成信道利用率的下降. 另外, 当节点在数据信道上进行服务包收发时, 它可能收不到控制信道上广播的紧急安全信息. 图 2 是 AMCP 协议机制示意图.

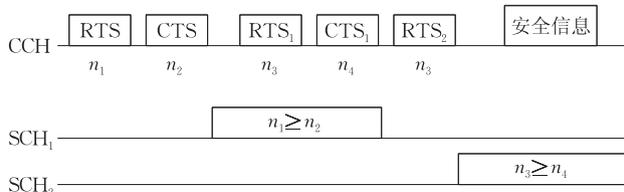


图 2 AMCP 协议

AMCMAC<sup>[3]</sup> 是一种异步的时分复用多信道 MAC 协议. 它的基本框架与 AMCP 一致, 但在控制信道上加入了分布式时分复用机制. AMCMAC 将控制信道分为 50 ms 首尾相接的周期, 每个周期内包含 100 个等长的时间槽. 协议为不同优先级的服务信息分配不同数量的时间槽, 每个节点按这种分配随机选择自己将要接入的时间槽. 发送服务信息时, 就在自己选择的时间槽内竞争信道, 而安全信息的发送不受这种约束. 这种分时接入的机制使碰撞

概率有效降低,从而提高系统性能.但是时间槽分配和选择机制略显复杂,影响协议运行的稳定性.图3是 AMCMAC 协议时分复用机制的示意图.

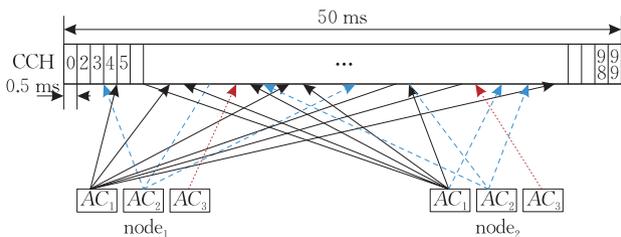


图3 AMCMAC 协议的时分复用机制

另外,一些研究提出了一些时间同步的分离阶段多信道 MAC 协议<sup>[4-7]</sup>.文献[4]提出一种控制周期可变长的协议(VCI),希望解决控制周期和数据周期定长的问题.该机制给出了优于 IEEE 1609.4 标准的吞吐量性能.文献[6]提出一种分布式多信道 MAC 协议,协议使用 RR-ALOHA 来提供无冲突的信道接入机制.但是该协议不适用于大规模无线网络,且信道利用率较低,另外,同步仍是该协议中的一个问题.文献[7]提出一种节点使用单收发机的多信道 MAC 协议,致力于解决多信道隐终端问题.但此协议由于节点需要同步信标时隙,并且在信标时隙数据信道空闲,造成信道利用率低,影响性能.

文献[8-11]提出基于跳频的多信道 MAC 协议,所有节点在各信道间切换,需要收发数据的两个节点停留在当前信道.此类协议可以避免控制信道拥塞,但是受多信道隐终端问题影响严重,且节点切换和其他信令开销较大.文献[12-14]提出一些非集中式时分复用(Time Division Multiple Access, TDMA)辅助的车载自组网 MAC 协议.但这些协议由于车载自组网的高移动性等原因不适合用于车载自组网.

### 3 ATMP 协议机制描述

#### 3.1 时间异步

为了避免 IEEE 1609.4 标准中严格的时间周期同步造成的信道空闲问题,ATMP 协议提出如下机制:不需要进行服务信息收发的节点持续监听控制信道以获取安全信息和信道协调信息.当节点要发送服务信息时,按照下文(3.3节)将要介绍的控制信道接入方法接入控制信道,发送信道预留信息,成功预留信道后立即转到相应服务信道进行服务包发送,完成发送后立即返回控制信道继续监听.不同于 IEEE 1609.4 标准,不需要所有节点每 50ms 同步地

在控制信道和服务信道之间切换一次,因此,协议不需要严格的时间同步,并且控制信道和各服务信道资源得到了充分利用,信道利用率的提高带来了吞吐量和时延性能的改善.图4是 ATMP 协议框架示意图.

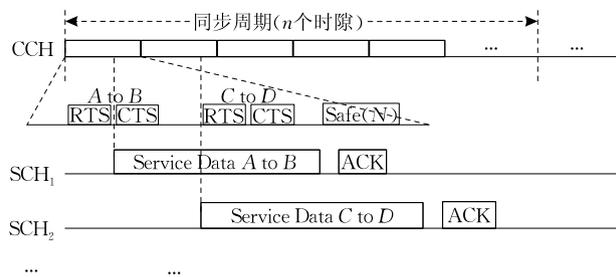


图4 ATMP 协议框架

#### 3.2 ATMP 协议信道协商与选择策略

ATMP 协议信道协商采取如下策略:每个节点维护一个信道分配列表以记录各服务信道和邻节点的工作状态.列表包含 6 个条目,对应 6 条服务信道.当节点需要发送服务信息的时候,首先需要在控制信道上发送 RTS 帧进行信道预留.RTS 帧包含的信息:自身 ID、目的节点 ID 和将要使用的服务信道 ID,数据包发送的起止时间(确定方法下文会说明).RTS 帧在控制信道上广播,监听到的节点检查其中包含的目的节点 ID,若不是自己的 ID,则记录其中的信息,继续监听;如果目的节点正是自己,则等待一个短帧间隔(Short Interframe Space, SIFS)之后回复 CTS.CTS 帧包含的信息:自身 ID 和对方 ID.若 CTS 发送成功,则表示信道预留成功.其他节点根据之前的 RTS 更新自己的信道分配列表.

信道选择采取如下策略:节点需要发送服务信息时,先检查自己的信道分配列表,从中找出最早被释放的信道,在信道释放时间之后加上保护间隔,就是自己将要发送数据的开始时间.根据数据包长度计算出数据包发送时间,用开始时间加上发送时间就是数据包发送的结束时间.如上文所述,数据包发送起止时间将被写入 RTS 帧.

#### 3.3 ATMP 协议控制信道时分复用接入方法

在大规模的车载自组网中,当需要发送数据的节点很多时,在同一时间会有很多节点竞争控制信道,造成控制信道上的高碰撞概率,成为网络性能的瓶颈.针对这个问题,ATMP 提出时分复用的控制信道接入方法,试图降低碰撞概率,提高网络性能.

ATMP 协议将网络中传递的信息分为两个优先级:紧急的安全信息和非紧急的服务信息.

控制信道上以 100ms 为一个周期,每个周期均分为若干(设为 5)个时隙.每个节点接入网络时,从

这几个时隙中等概随机地选择一个作为自己的接入时隙. 当节点携带服务信息时, 需要检查当前是否处在自己的接入时隙, 若是, 使用二进制退避算法竞争控制信道以发送 RTS; 若不是, 需要等待下一个自己的接入时隙到来才能竞争信道. 若节点携带安全信息, 则不受时隙的限制, 随时可发送. 图 5 描述了使用时分复用方法控制信道接入的过程.

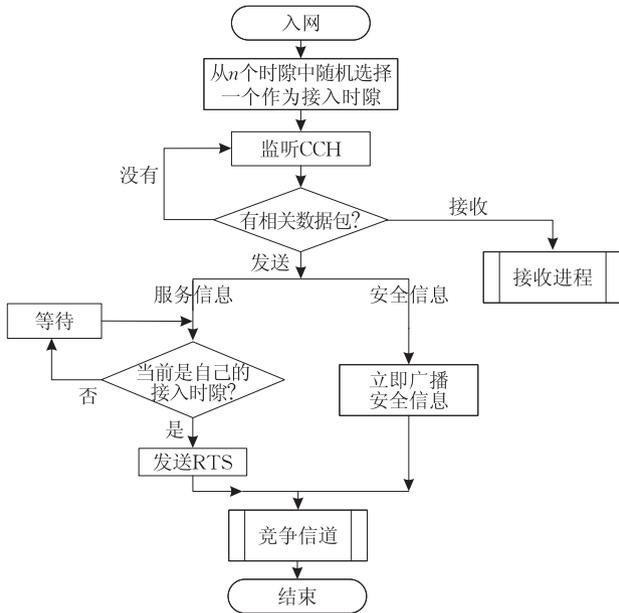


图 5 ATMP 协议的控制信道接入进程

ATMP 协议使得同一时间竞争信道的节点个数减少, 能有效降低碰撞概率. 因为安全信息不受限制, 所以本机制不会造成安全信息交付时延增加; 相反, 由于碰撞概率降低, 安全信息时延特性会得到改善. 另外, 系统总吞吐量也会由于碰撞概率的下降而提高.

### 3.4 信息遗漏问题

在 ATMP 协议中, 当节点切换到服务信道进行服务信息收发时, 不能监听控制信道, 可能会有一部分信道协调信息接收不到, 这样可能会在之后的信道协商中预留其他节点已经预留的信道, 从而造成服务信道上的数据包碰撞. 这称为多信道协调 (Multi-Channel Coordination, MCC) 问题. 图 6 说明了这一问题: 当节点 A 和 B 进行信道预留的时候, 节点 C 和 D 在服务信道 2 上面进行服务包收发, 因此没有监听到 A 和 B 做的信道预留, 当 A 和 B 到服务信道 1 上面进行服务包收发的时候, C 和 D 可能也选择服务信道 1 收发服务包, 从而造成碰撞.

为了降低这一问题对协议性能的影响, 采用了节点协作方法. 所有监听到其他节点发送的 RTS 帧

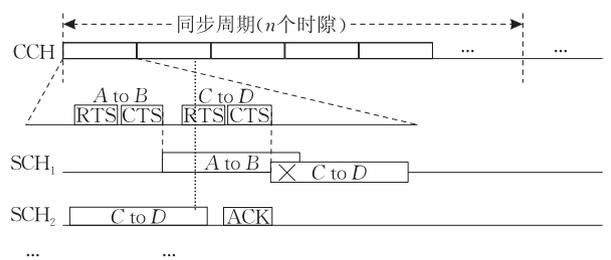


图 6 协调信息缺失问题

的节点都与自己的信道分配列表进行比对, 根据自己的信道分配列表, 当发现该 RTS 指定的信道和占用时间可能和其他节点将要发送的信息产生冲突时 (MCC 问题), 就发送补充信息 (INV) 以告知该节点它缺失的信道协调信息. 源节点接收到补充信息时取消原发送计划并修改自己的信道分配列表. 在源节点发送 RTS 之后, 目的节点需要等待一个协作冲突避免时隙 (Cooperation Collision Avoidance Period, CCAP) 加上一个 SIFS, 若在这期间未收到补充信息, 才可以发送 CTS; 若收到补充信息, 则本次信道预留不成功. 在这一过程中使用载波监听多路复用 (Carrier Sensing Multiple Access, CSMA) 机制来避免多个邻节点同时发送补充信息而产生碰撞. 邻节点在发送补充信息之前需要等待一段时间, 长度在  $[0, CCAP]$  之间随机选择. 当一个邻节点开始发送补充信息时, CSMA 会阻止其他邻节点的发送. 这种节点协作机制可以降低信息缺失问题的影响, 但不能完全消除. 图 7 说明了节点协作机制的工作过程. 节点 A 向节点 B 发送 RTS 后, 没有邻节点检测到 MCC 问题出现, 在经过一个  $CCAP + SIFS$  后, 目的节点回复 CTS, 完成一次信道预留, 节点对立刻转到相应服务信道去进行服务包收发. 节点 C 向节点 D 发送 RTS, 节点 E 检测到 MCC 问题出现, 在 CCAP 内执行 CSMA 后发送补充信息 INV, 节点 C 和 D 收到后取消本次信道预留, 并根据 INV 更新自己的信道分配列表.

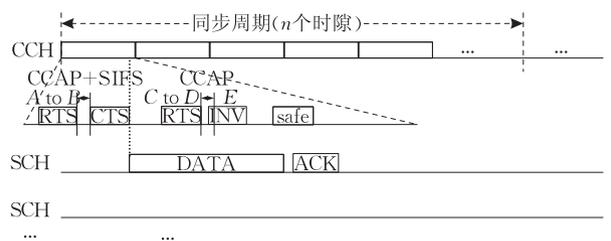


图 7 节点协作机制

### 3.5 与 AMCMAC 协议的比较

ATMP 协议和 AMCMAC 协议都使用时分复用的协议框架, 因此它们有相近的协议性能. 但是相

较于 AMCMAC 协议, ATMP 协议除了拥有节点协作机制带来的性能改善优势之外, 还具有下列优点:

(1) 对于时间的分配机制更简单. AMCMAC 将每个周期分为很多细小的时间槽, 并且每一个节点可能分配到不连续的多个时间槽; 而 ATMP 只是将每个周期分为若干时间槽, 每个节点只选择其中的一个.

(2) 无需严格的时间同步. 因为 AMCMAC 将周期划分为很多时间槽, 造成每个节点有机会接入信道的时间很短, 所以 AMCMAC 协议的运行需要严格的时间同步; 而 ATMP 协议中, 每个节点有较长的一个时间段可以接入信道, 故可以容忍一定程度的时间不同步.

(3) 需要交付信息的节点有较大的成功接入控制信道的机会. 因为在 AMCMAC 协议中每个节点有机会接入信道的时间很短, 若遇到竞争信道失败或在自己的时间槽内信道忙的情况, 需要交付服务信息的节点在一个周期内成功接入信道的机会将比较小, 这在一定程度上影响网络性能; 而 ATMP 协议中, 每个节点有较长的时间段可以接入信道, 需要接入信道的节点将获得较大的接入机会, 这保证了服务信息的快速递交.

## 4 ATMP 协议理论分析

ATMP 协议主要致力于解决大规模网络中控制信道碰撞概率高的问题, 本节主要分析协议的碰撞概率和消息时延两个指标, 以此评估协议控制碰撞概率的效果.

### 4.1 碰撞概率

根据文献[15]建立一个马尔可夫模型来模拟节点使用二进制退避算法竞争控制信道的过程, 据此模型分别计算出某一个节点在任意一个时间槽发送安全信息和服务消息的固定的概率. 马尔可夫模型的描述见附录 A.

在任一退避级别, 退避计数器减到 0 的时候, 节点就会发送数据, 由此计算出节点在任一时间槽发送数据包的概率  $p$

$$p = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{b_{0,0}}{1-p_c} = \frac{2(1-2p_c)}{(1-2p_c)(W+1) + p_c W(1-(2p_c)^m)} \quad (1)$$

式中  $b_{i,0}$  代表在任意一个退避级别中计数器减到 0 时的平稳分布,  $b_{0,0}$  代表在第 1 级退避中计数器减到

0 时的平稳分布,  $p_c$  是发生碰撞的概率,  $W$  是最小退避窗口长度,  $W = W_0$ ,  $m$  是最高退避级别, 令  $m = 5$ . 式(1)表明, 所有退避计数器减到 0 时的平稳分布概率之和, 即是节点在任一时间槽发送数据包的概率. 而碰撞发生在同一时隙内有一个以上节点发送信息包的时候, 设节点总数为  $N$ , 则碰撞概率

$$p_c = 1 - (1-p)^{N-1} \quad (2)$$

将式(1)、(2)与 ATMP 协议的时分复用的协议机制结合, 在一个时隙内只有  $N_2/n$  携带服务信息的节点和  $N_1$  个携带安全信息的节点竞争控制信道, 因此一个时隙内的碰撞概率计算如下:

$$p'_c = 1 - (1-p')^{N_2/n + N_1 - 1} \quad (3)$$

联立式(1)、(3), 经迭代可解出发送概率  $p$  和碰撞概率  $p'_c$ .

### 4.2 消息时延

本文使用排队论的方法计算安全信息和服务信息的平均时延.

假设在网络中安全信息和服务信息的到达过程均是泊松过程, 这两个泊松过程的参数分别为  $\lambda_1$  和  $\lambda_2$  (可视作消息到达率). 携带消息的节点需要使用信道来发送消息, 被视作顾客, 信道被视作服务提供者(窗口), 节点需要使用信道发送消息(同一时间只有一个节点发送数据包才能成功交付), 因此虽然实际上节点并没有排队, 但整个协议工作过程可视作一个排队服务系统的工作过程. 令  $\lambda = \lambda_1 + \lambda_2$  为排队系统中的顾客到达率, 则根据排队理论, 单个顾客服务时间服从参数为  $\mu$  的负指数分布, 该时间的均值为  $1/\mu$ . 这个参数表示一个节点接受服务所需时间, 表示窗口服务能力.  $1/\mu$  被认为是单个节点的 MAC 接入时延, 即从携带信息的节点到达队首开始竞争信道, 直到节点成功发送数据包或超过重传次数限制将数据包丢弃的时间. 根据文献[16], 将  $1/\mu$  计算如下:

令  $n$  为划分的时隙数, 在一个时隙内有  $N_1$  个携带安全信息和大约  $\lfloor N_2/n \rfloor$  个携带服务信息的节点要参与信道竞争, 故  $M = \lfloor N_2/n \rfloor + N_1$  为一个时隙内参与信道竞争的节点总数.

协议中, 节点使用二进制指数退避算法竞争信道, 定义退避计数器冻结的概率为  $p_f$ , 称为挂起概率, 它意味着在退避过程中其他节点传输了数据.

$$p_f = 1 - (1-p)^{M-1} \quad (4)$$

在这些传输中, 成功的概率为  $p_{suc}$ , 发生冲突的概率为  $p_{suc}$ ,  $p_{suc}$  表示为

$$p_{suc} = (M-1) \cdot p \cdot (1-p)^{M-2} \quad (5)$$

设成功发送所需时间为  $T_{suc}$ , 发生冲突耗费时间为  $T_{col}$ ,  $T_{suc}$  的母函数为  $S_t(Z)$ ,  $T_{col}$  的母函数为  $C_t(Z)$ . 将这 4 个量分别计算如下:

$$\begin{cases} T_{suc} = H + T_{Load} + T_{ACK} + DIFS \\ T_{col} = H + T_{Load} + DIFS \\ S_t(Z) = Z^{T_{suc}} \\ C_t(Z) = Z^{T_{col}} \end{cases} \quad (6)$$

其中  $H = PHY_{hdr} + MAC_{hdr}$ ,  $T_{Load}$  为传输数据帧净荷所需时间,  $T_{ACK}$  为发送 ACK 所需时间,  $DIFS$  代表一个分布式协调帧间间隙 (DCF Interframe Space, DIFS) 的长度.

为计算消息时延, 先计算一步回退时延的母函数, 为此, 画出如图 8 的一步回退信号流程图.

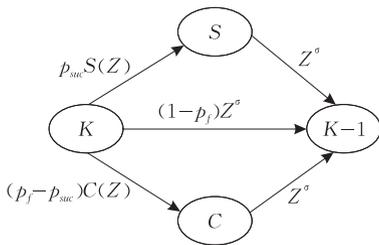


图 8 一步回退信号流程图

图 8 表示了节点的退避计数器由  $K$  减到  $(K-1)$  的 3 种情况, 分别是: 该节点挂起, 其他节点发送数据成功 (S); 该节点挂起, 其他节点发送数据失败 (C); 该节点没有挂起. 利用梅森公式, 根据一步回退信号流程图可以写出一步回退时延的母函数:

$$F_d(Z) = (1 - p_f) Z^\sigma + p_{suc} \cdot S_t(Z) Z^\sigma + (p_f - p_{suc}) C_t(Z) Z^\sigma \quad (7)$$

由一步回退时延的母函数可推得二进制指数退避算法中每个退避级别 (即每个回退阶段) 的时延的母函数是

$$GS_k(Z) = \left[ \sum_{j=0}^{W_k-1} F_d(Z)^j \right] / W_k, \quad 0 \leq k \leq m' \quad (8)$$

记

$$G_k(Z) = \prod_{j=0}^k GS_j(Z) \quad (9)$$

表示前  $k$  个回退阶段的总时延的母函数.

则接入时延的母函数可以表示为

$$P_{T_s}(Z) = (1 - p_c) S_t(Z) \sum_{j=0}^{m'} [(p_c C_t(Z))^j G_j(Z)] + (p_c C_t(Z))^{m'+1} G_{m'}(Z) \quad (10)$$

根据母函数的性质可得总时延的均值为

$$E[T_s] = P'_{T_s}(1) \quad (11)$$

根据上面的讨论, 有

$$E[T_s] = \frac{1}{\mu}, \quad \mu = \frac{1}{E[T_s]} \quad (12)$$

根据排队论可以证明, 当消息到达率为  $\lambda$ , 单个节点的平均服务时间为  $1/\mu$  时, 节点在系统中的逗留时间服从参数为  $(\mu - \lambda)$  的负指数分布, 概率密度函数为

$$f(w) = (\mu - \lambda) e^{-(\mu - \lambda)w} \quad (13)$$

所以, 节点在系统中平均逗留时间

$$W_s = E[w] = 1/(\mu - \lambda) \quad (14)$$

节点平均逗留时间  $W_s$  被认为是在一个时隙内消息发送的平均时延, 即安全信息的发送时延. 下面计算服务消息的发送时延  $D_s$ : 要考虑等待自己时隙到来的时间, 设时隙长为  $I$ , 共  $n$  个时隙. 则

$$D_s = \sum_{j=1}^n \frac{1}{n} \cdot [(j-1) \cdot I + W_s] \quad (15)$$

节点的排队过程分析见附录 B.

#### 4.3 控制信道吞吐量

根据文献[15], 控制信道的饱和吞吐量  $S$  即为

$$S = \frac{E[\text{payload information transmitted in one slot time}]}{E[\text{length of a slot time}]} \quad (16)$$

令  $M = \lfloor N_2/n \rfloor + N_1$  为一个时隙内参与信道竞争的节点总数. 先计算在一个时间槽内至少有一个节点传输数据的概率  $P_{tr}$

$$P_{tr} = 1 - (1 - p)^M \quad (17)$$

再计算一个传输成功完成的概率  $P_s$ . 认为成功的传输发生在有节点传输数据的前提下, 并且只有一个节点传输

$$P_s = \frac{Mp(1-p)^{M-1}}{P_{tr}} = \frac{Mp(1-p)^{M-1}}{1 - (1-p)^M} \quad (18)$$

则控制信道吞吐量  $S$  计算如下:

$$S = \frac{P_s P_{tr} T_{Load}}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr} P_s T_{suc} + P_{tr} (1 - P_s) T_{col}} \quad (19)$$

式中  $T_{Load}$  是数据包长度,  $\sigma$  是一个时隙的长度, 其中

$$\begin{cases} T_{suc} = H + T_{Load} + T_{ACK} + DIFS \\ T_{col} = H + T_{Load} + DIFS \end{cases} \quad (20)$$

本节理论分析给出了碰撞概率、消息时延、控制信道吞吐量和碰撞概率 4 个指标的理论计算方法, 协议各指标的数值结果将在下面一节中给出.

## 5 ATMP 协议性能评估

因为网络中紧急消息的出现并不频繁, 因此仿真设置中紧急消息的到达率较低. 分析控制信道碰撞概率, 消息时延和控制信道有效吞吐量性能指标. 仿真参数见表 1.

表 1 仿真系统参数

参数	值
每条信道信道容量	1 Mbps
控制信道与服务信道数	1,6
物理层包头	128 bits
MAC 层包头	272 bits
ACK	112 bits+物理层包头
RTS	160 bits+物理层包头
CTS	112 bits+物理层包头
时间槽长	20 $\mu$ s
SIFS	28 $\mu$ s
DIFS	128 $\mu$ s
服务包长	8184 bits
节点个数	5~70

## 5.1 碰撞概率

碰撞概率的高低在一定程度上反映出无线网络效率的高低. ATMP 协议采用的时分复用机制主要目的在于降低控制信道上的消息冲突概率, 以此提高网络性能. 下面从几个方面对 ATMP 协议的碰撞概率进行仿真分析.

图 9 显示节点竞争控制信道时发生冲突的概率随其发送概率变化的情况. 由图 9 可见, 当发送概率, 即节点参与信道竞争的概率增加时, 冲突概率随之持续增长. 图 9 中列出网络中节点数分别为 5、10、20、50 时的情况 ( $n$  表示节点个数), 节点数越多, 冲突概率越高.

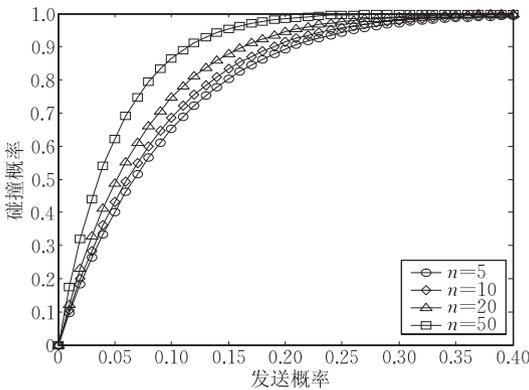


图 9 ATMP 冲突概率随发送概率变化

图 10 显示 ATMP 的碰撞概率与其他协议对比的情况, 横坐标仍然是发送概率. 图中列出 ATMP 和 AMCMAC 在多种参数设置下的情况, 另外与 IEEE1609.4 标准做对比. 由图 10 可见, 随着发送概率的增加, 各协议的碰撞概率都增加, IEEE 1609.4 标准的碰撞概率明显高于 ATMP 和 AMCMAC. 主要原因在于 IEEE1609.4 标准中所有节点同时竞争信道, 易造成信道拥塞, 碰撞概率较高. 而 ATMP 和 AMCMAC 使用的 TDMA 机制使节点在时间上平均开来, 有效控制碰撞概率.

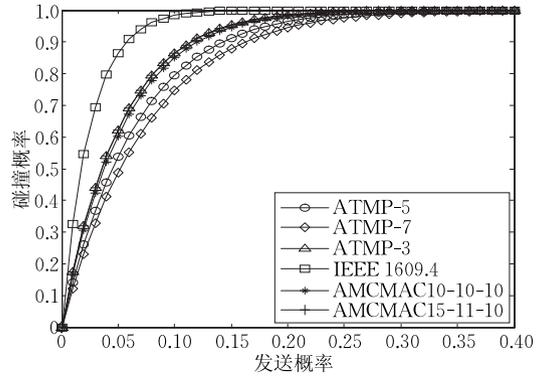


图 10 控制信道碰撞概率随发送概率变化

图 11 比较了 ATMP 协议和 IEEE1609.4 标准以及 AMCMAC 协议在不同参数设置下的碰撞概率随节点数目变化的情况. 图中所有曲线表明随节点数增加, 参与竞争控制信道的节点数也增加, 碰撞概率增加. ATMP 协议的碰撞概率相对于 IEEE 1609.4 标准有显著下降, 并且有着相对较缓和的上升趋势, 能基本保持稳定. 这是因为 IEEE 1609.4 协议的机制使所有节点同时竞争信道, 当节点数较多时, 控制信道拥塞严重, 碰撞概率较高. 由图 11 也可看出, 节点数较少时, IEEE 1609.4 标准的碰撞概率并没有比本文提出的 ATMP 协议高很多, 但随节点数增加, 碰撞概率迅速上升, 在节点数较多时碰撞概率已比 ATMP 协议高出一倍以上. 同时, ATMP 相对于 AMCMAC 有着更低的碰撞概率, 详细原因见 3.5 节.

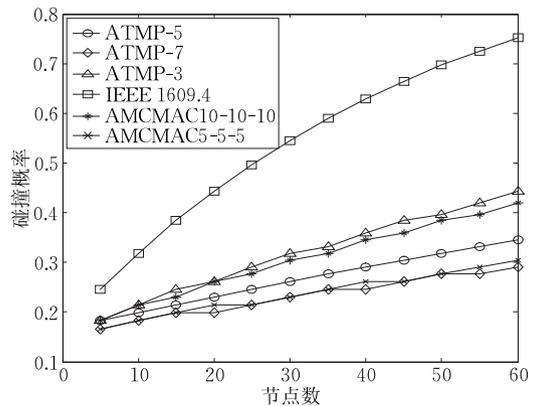


图 11 控制信道碰撞概率随节点数变化

## 5.2 消息时延

时分复用机制的应用使控制信道冲突概率显著下降, 这使控制信道上的安全消息得以快速交付. 这部分分析协议的安全消息时延指标.

图 12 显示了安全信息时延随着其初始退避窗口长度变化的情况, 列出了网络中节点数分别为 5、10、20、50 时的情况 ( $n$  表示节点个数). 随竞争窗口长度增加, 时延下降, 这是因为竞争窗口长度增加使

得退避时间加长,节点在有数据包要发送时更倾向于不发送,这使得竞争程度降低,冲突概率减小,因此时延降低.这与 TDMA 机制降低冲突概率有着相似的原理.但是当竞争窗口继续增长,大约到达 2000 个时间槽时(图中未画出),时延就会因为退避时间过长而开始上升.因此初始退避窗口应尽量综合考虑多方面因素选择合适的长度值.

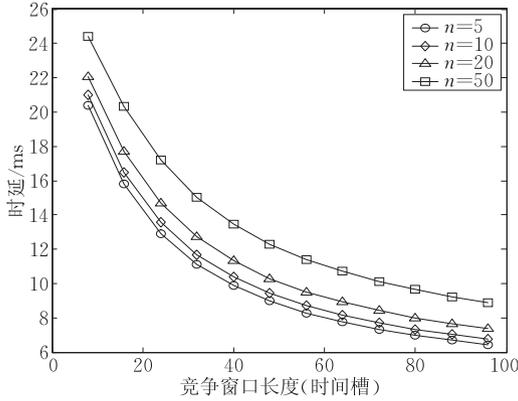


图 12 时延随初始竞争窗口长度变化

图 13 显示 ATMP 时延随数据包长变化的情况 ( $n$  表示节点个数). 曲线斜率为常数,说明在其他条件不变,仅有数据包长变化的情况下,时延仅受到传输数据包所用时间的影响.

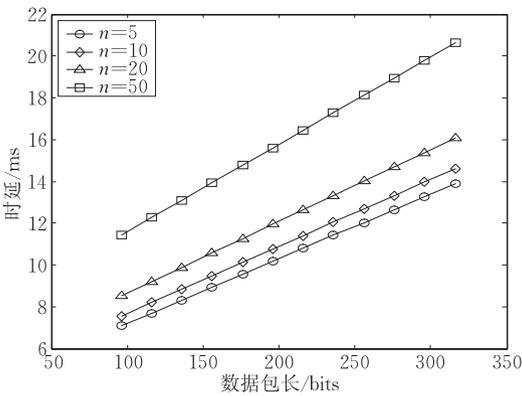


图 13 时延随数据包长度变化

图 14 显示 ATMP 的时延随节点发送概率变化的情况. 随发送概率增加,时延逐渐增大,这是因为节点发送概率增加表示节点竞争信道的趋向更大,这造成控制信道繁忙,碰撞概率增大,时延增加.

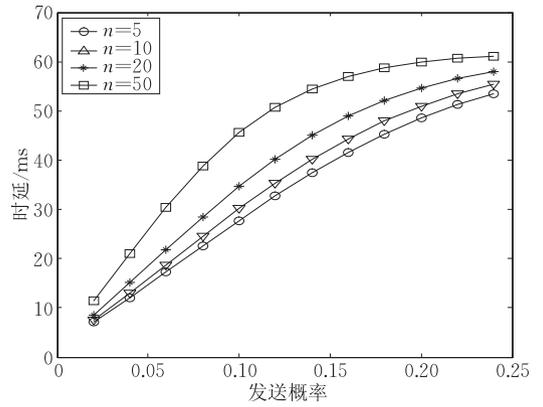


图 14 安全信息时延随发送概率变化

图 15 对比了 ATMP、IEEE 1609.4、AMCP 和 AMCMAC 的时延随发送概率变化的情况. 由图 15 可见,因为 IEEE1609.4 和 AMCP 中控制信道拥塞问题的影响,它们的时延较高.而使用了 TDMA 机制的 ATMP 和 AMCMAC 因为拥有较低的控制信道冲突概率,取得了优良的时延性能.

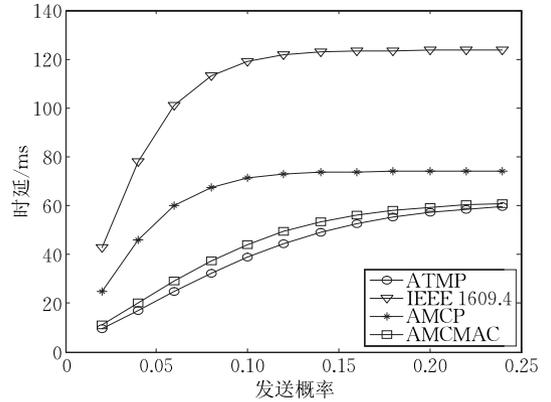


图 15 时延对比

图 16 显示 ATMP 和 IEEE 1609.4 标准、AMCP

协议和 AMCMAC 协议的安全信息平均时延随节点数变化的情况. 图中所有曲线都表明随节点数增加,信道冲突加重,安全消息需要更多的退避及重传之后才能成功交付. IEEE 1609.4 标准有较高的时延,并且随节点数增加迅速上升,这是因为标准中所有携带消息的节点同时竞争信道,信道冲突使消息经历多次退避及重传后才能送达;另外,IEEE 1609.4 标准规定在数据周期控制信道是不工作的,等待交付的安全信息必须等下一个控制时隙到来才能发送.这两点原因造成 IEEE 1609.4 标准有较高的安

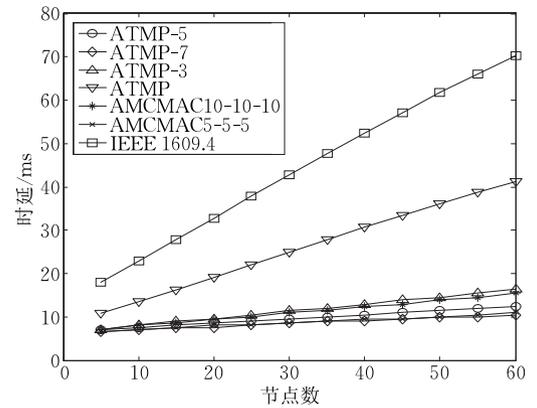


图 16 安全信息时延随节点数变化

全信息时延,另外,时延会随着节点数目增加迅速增长. AMCP 协议相对于 IEEE 1609.4 标准有着显著的时延降低,主要原因在于 AMCP 中控制信道持续工作,不会出现空闲. 但是仍然是所有节点同时竞争信道,在节点数目较多时仍然受到高碰撞概率的影响. ATMP 协议的时延性能优于 IEEE 1609.4 标准和 AMCP 协议,与 AMCMAC 协议性能相当. 原因在于 ATMP 协议和 AMCMAC 协议的时分复用机制有效减少了同一时间竞争信道的节点数,而安全信息的发送又不受时分机制的约束,这保证了安全信息的快速交付.

### 5.3 控制信道吞吐量

图 17 显示 ATMP 的控制信道吞吐量随节点竞争窗口长度变化的情况( $n$  表示节点个数). 吞吐量随竞争窗口长度增加先升高后降低,这是因为竞争窗口较短的时候,节点频繁发送信息,节点间冲突较重,造成有效吞吐量低;随竞争窗口变长,冲突减轻,吞吐量上升;当竞争窗口长度超过一定值的时候,节点等待时间过长,单位时间内通过的有效数据量下降,吞吐量开始下降.

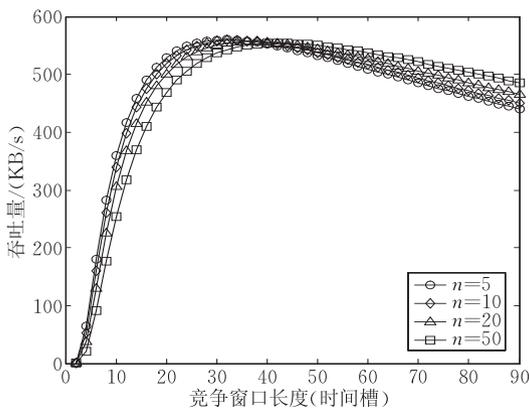


图 17 吞吐量随竞争窗口变化

图 18 显示 ATMP 的控制信道吞吐量随信息发送概率变化的情况( $n$  表示节点个数). 如图 18 所示,吞吐量随着发送概率的增加先增长后降低. 这是因为发送概率很低的时候,单位时间内通过的数据量很小,吞吐量低;随发送概率增大,吞吐量开始上升;当发送概率超过一定值的时候,节点之间冲突较重,导致吞吐量开始下降.

图 19 对比了 ATMP, IEEE 1609.4, AMCP 和 AMCMAC 的控制信道吞吐量随发送概率变化的情况. IEEE 1609.4 和 AMCP 因为受限于较高的碰撞概率,吞吐量性能较为一般. ATMP 和 AMCMAC 解决了碰撞概率高的问题,取得优良的吞吐量性能. 虽然在峰值处 AMCMAC 的吞吐量高于本文提出

的 ATMP,但是在大部分发送概率范围内,ATMP 的吞吐量高于 AMCMAC.

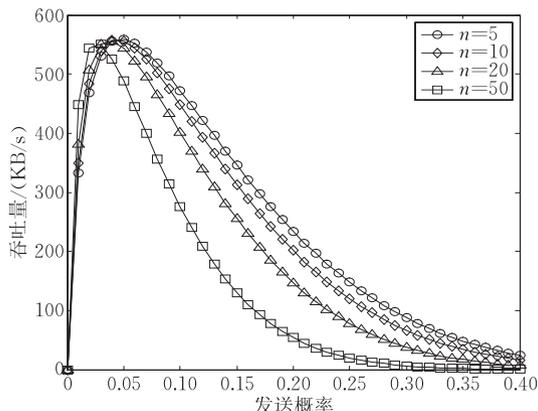


图 18 吞吐量随发送概率变化(ATMP)

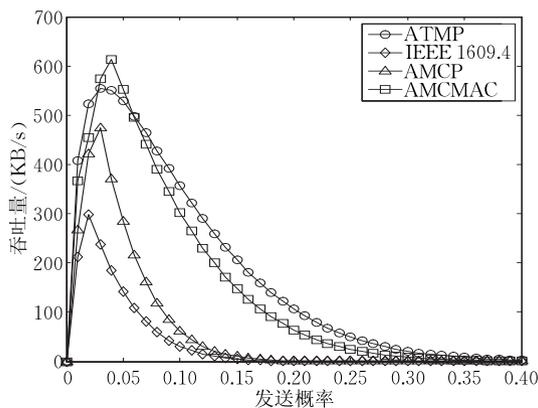


图 19 吞吐量随发送概率变化(多协议对比)

图 20 显示几种协议的控制信道吞吐量随节点数变化的情况. 图中曲线都有着下降的大趋势,这是因为在饱和的状态下,随着节点数目增加,有更多的节点要发送数据,造成较高的冲突,网络传输的有效数据量下降. 可以看出,ATMP 协议吞吐量相对于 IEEE 1609.4 标准有较大的提高. IEEE 1609.4 标准规定所有节点同时竞争控制信道,较高的碰撞概率限制着吞吐量;另外 IEEE 1609.4 标准规定在数据周期控制信道完全空闲,这对吞吐量造成很大影响. AMCP 协议相对 IEEE 1609.4 标准有较大吞吐量提高,虽然在 AMCP 中也是所有节点同时竞争控制信道,但是控制信道可以持续工作,这使吞吐量有较大程度的提高. ATMP 协议和 AMCMAC 协议相对于 IEEE 1609.4 标准和 AMCP 协议有较明显的吞吐量优势,原因在于两种协议都使用时分复用的机制,这使得碰撞概率显著下降,单位时间内有效数据量提高. 另外,ATMP 协议的吞吐量随节点数增加而下降,但是相对于 AMCP 和 IEEE 1609.4 标准,下降趋势较缓和,能基本保持稳定. 说明 ATMP

协议的时分复用机制在节点数较多时能有效发挥作用。

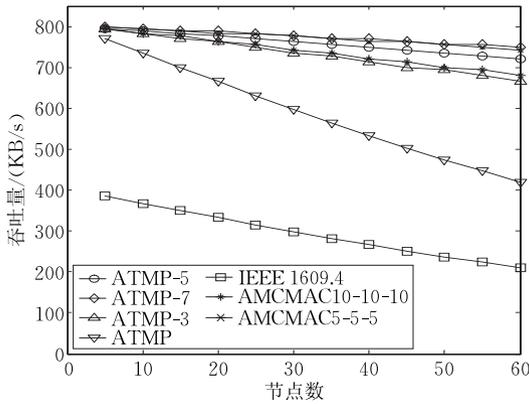


图 20 控制信道吞吐量随节点数变化

## 6 结 语

本文提出一种使用时分复用机制的多信道 MAC 协议 ATMP, 并对其进行了数学建模分析. 时分复用的机制使得同一时间竞争信道的节点数目减少, 有效降低碰撞概率, 从而降低安全信息时延, 提高了控制信道有效数据吞吐量. 在网络中节点较多, 网络负载重的情况下, ATMP 协议表现出更明显的优势. 另外, 为了解决协调信息缺失问题, 协议使用节点协作机制来补充节点缺失的信息, 有效降低因协调信息缺失造成的数据信道服务信息碰撞概率. 仿真结果显示, ATMP 协议在碰撞概率, 安全信息时延, 控制信道吞吐量指标上优于 IEEE 1609.4 标准, AMCP 协议和 AMCMAC 协议.

## 参 考 文 献

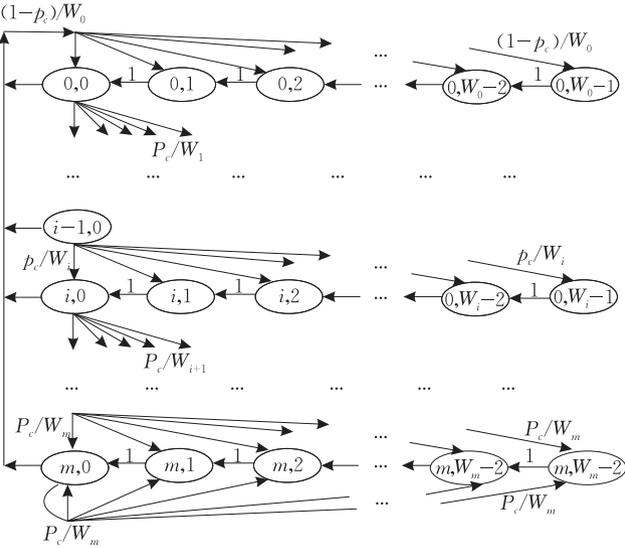
- [1] IEEE Standard for Information technology—Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications; Amendment 6: Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE), July, 2010
- [2] IEEE 1609.4. IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE)—Multichannel Operation, September, 2010
- [3] Han C, Dianati M, Tafazolli R, et al. A novel distributed asynchronous multichannel MAC scheme for large-scale vehicular ad hoc networks. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2012, 61(7): 3125-3138
- [4] Wang Q, Leng S, Fu H, et al. An IEEE 802.11 p-based multichannel MAC scheme with channel coordination for

vehicular ad hoc networks. *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems*, 2012, 13(2): 449-458

- [5] Lu N, Ji Y, Liu F, Wang X. A dedicated multichannel MAC protocol design for VANET with adaptive broadcasting// *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference*. Sydney, Australia, 2010: 1-6
- [6] Lu N, Wang X, Wang P, et al. A distributed reliable multichannel MAC protocol for vehicular ad hoc networks// *Proceedings of the IEEE Intelligent Vehicles Symposium*. Xi'an, China, 2009: 1078-1082
- [7] So J, Vaidya N H. Multichannel MAC for ad hoc networks; Handling multichannel hidden terminals using a single transceiver// *Proceedings of the 5th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*. Roppongi, Japan, 2004: 222-233
- [8] Tzamaloukas A, Garcia-Luna-Aceves J J. Channel-hopping multiple access// *Proceedings of the 2000 IEEE International Conference on Communications*. New Orleans, LA, 2000: 415-419
- [9] Tzamaloukas A, Garcia-Luna-Aceves J J. Channel-hopping multiple access with packet trains for ad hoc networks// *Proceedings of the MoMuC*. Tokyo, Japan, 2000: 1-5
- [10] Bahl P, Chandra R. SSSCH: Slotted seeded channel hopping for capacity improvement in IEEE 802.11 ad hoc wireless networks// *Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*. New York, USA, 2004: 216-230
- [11] Hoi-Sheung, So W, Walrand J, Mo J. McMAC: A parallel-rendezvous multichannel MAC protocol// *Proceedings of the Wireless Communications and Networking Conference*. IEEE. Kowloon, China, 2007: 334-339
- [12] Saeed R A, Naemat A B, Bin Aris A, et al. Evaluation of the IEEE 802.11p-based TDMA MAC method for roadside-to-vehicle communications. *International Journal on Networking and Mobile Technology*, 2010, 1(2): 81-87
- [13] Lans H. Position Indicating System; U. S. Patent 5,506,587[P]. 1996-4-9
- [14] Kjellberg R. Capacity and Throughput Using a Self Organized Time Division Multiple Access VHF Data Link in Surveillance Applications [M. S. dissertation]. Department of Computer and System Sciences, Royal Institute of Technology, Stockholm, Sweden, 1998
- [15] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000, 18(3): 535-547
- [16] Zhou Xin-Yun, Huangfu Wei, Sun Li-Min, et al. Analysis of the MAC access delay of EDCA in WLAN. *Journal of Software*, 2008, 19(8): 2127-2139 (in Chinese)  
(周新运, 皇甫伟, 孙利民等. 无线局域网 EDCA 机制 MAC 接入延时分析. *软件学报*, 2008, 19(8): 2127-2139)

## 附录 A.

使用  $b(t)$  代表一个节点的退避计数器变化的随机过程. 如上所述, 将时间分槽离散化,  $t$  和  $t+1$  分别代表两个相邻时间槽. 退避计数器在每个时间槽的开始处减 1. 使用  $s(t)$  代表一个节点的退避级别变化的随机过程.  $m$  代表最高退避级别,  $W_i$  代表第  $i$  级退避的竞争窗口长度. 根据二进制指数退避算法, 对于  $i \in (0, m)$ ,  $W_i = 2^i W_0$ . 使用  $p_c$  代表两个或以上节点在同一时间槽发送数据包而造成碰撞的概率. 那么, 建立一个以  $\{s(t), b(t)\}$  为状态的马尔可夫链来模拟退避过程, 如附图 1 所示.



附图 1 使用马尔可夫模型求解信息发送概率

此链中大于 0 的一步转移概率为

$$\begin{cases} P\{i, k | i, k+1\} = 1, & k \in (0, W_i - 2), i \in (0, m) \\ P\{0, k | i, 0\} = (1-p)/W_0, & k \in (0, W_0 - 1), i \in (0, m) \\ P\{i, k | i-1, 0\} = p/W_i, & k \in (0, W_i - 1), i \in (1, m) \\ P\{m, k | m, 0\} = p/W_m, & k \in (0, W_m - 1) \end{cases} \quad (A1)$$

设  $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} \{s(t) = i, b(t) = k\}$ ,  $0 \leq i \leq m, 0 \leq k \leq W_i - 1$  为此链平稳分布. 注意到

## 附录 B. 节点排队过程分析.

认为  $\Delta t$  是一段很短的时间, 考虑以下 3 种情况:

(1)  $t$  时刻队列中有  $n$  个节点 (有  $n$  个节点准备发送信息), 在  $t+\Delta t$  时刻, 没有消息到达也没有消息发送完毕 (没有节点离开队列) 的概率

$$P_a = (1 - \lambda \Delta t)(1 - \mu \Delta t) \approx 1 - \lambda \Delta t - \mu \Delta t \quad (B1)$$

(2)  $t$  时刻队列中有  $n+1$  个节点,  $t+\Delta t$  时刻没有节点到达且有一个节点发送数据包完毕释放信道 (离开队列) 的概率

$$P_b = (1 - \lambda \Delta t) \cdot \mu \Delta t = \mu \Delta t - \lambda \mu \Delta t^2 \approx \mu \Delta t \quad (B2)$$

(3)  $t$  时刻有  $n-1$  个节点, 在  $t+\Delta t$  时刻, 有一个节点到达且没有节点离开队列的概率

$$P_c = \lambda \Delta t (1 - \mu \Delta t) \approx \lambda \Delta t \quad (B3)$$

多于一个顾客到达或服务完的概率为  $o(\Delta t)$ , 忽略.

$$b_{i-1,0} \cdot p_c = b_{i,0} \rightarrow b_{i,0} = p_c \cdot b_{0,0}, \quad 0 < i < m \quad (A2)$$

$$b_{m-1,0} \cdot p = (1-p)b_{m,0} \rightarrow b_{m,0} = \frac{p^m}{1-p} b_{0,0} \quad (A3)$$

由马尔可夫链的规范性得

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \cdot \begin{cases} (1-p_c) \sum_{j=0}^m b_{j,0}, & i = 0 \\ p_c \cdot b_{i-1,0}, & 0 < i < m \\ p_c \cdot (b_{m-1,0} + b_{m,0}), & i = m \end{cases} \quad (A4)$$

根据式 (A1) 和 (A2) 以及

$$\sum_{i=0}^m b_{i,0} = b_{0,0} / (1-p_c) \quad (A5)$$

将式 (A3) 重写为

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} b_{i,0}, \quad i \in (0, m), k \in (0, W_i - 1) \quad (A6)$$

这样, 根据式 (A1)、(A2) 和 (A5),  $b_{i,k}$  的值可以表示为  $b_{0,0}$  和  $p_c$  的函数.  $b_{0,0}$  由式 (A7) 决定

$$\begin{aligned} 1 &= \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \frac{W_i + 1}{2} \\ &= \frac{b_{0,0}}{2} \left[ W \left( \sum_{i=0}^{m-1} (2p_c)^i + \frac{(2p_c)^m}{1-p_c} \right) + \frac{1}{1-p_c} \right] \end{aligned} \quad (A7)$$

由式 (A6) 得

$$b_{0,0} = \frac{2(1-2p_c)(1-p_c)}{(1-2p_c)(W+1) + p_c W(1-(2p_c)^m)} \quad (A8)$$

在任一退避级别, 退避计数器减到 0 的时候, 节点就会发送数据, 由此可计算出节点在任一时间槽发送数据包的概率  $p$

$$p = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{b_{0,0}}{1-p_c} = \frac{2(1-2p_c)}{(1-2p_c)(W+1) + p_c W(1-(2p_c)^m)} \quad (A9)$$

式中  $p_c$  是发生碰撞的概率,  $W$  是最小退避窗口长度,  $W = W_0$ ,  $m$  是最高退避级别, 令  $m=5$ . 而碰撞发生在同一时间槽内有一个以上节点发送信息包的时候, 设节点总数为  $N$ , 则碰撞概率

$$p_c = 1 - (1-p)^{N-1} \quad (A10)$$

因此, 在  $t+\Delta t$  时刻, 队列中有  $n$  个节点的概率  $P_n(t+\Delta t)$  满足

$$P_n(t+\Delta t) = P_n(t) \cdot (1 - \lambda \Delta t - \mu \Delta t) + P_{n+1}(t) \cdot \mu \Delta t + P_{n-1}(t) \cdot \lambda \Delta t + o(\Delta t) \quad (B4)$$

移项整理, 两边同除以  $\Delta t$ , 得

$$\frac{P_n(t+\Delta t) - P_n(t)}{\Delta t} = \lambda P_{n-1}(t) + \mu P_{n+1}(t) - (\lambda + \mu) P_n(t) + \frac{o(\Delta t)}{\Delta t} \quad (B5)$$

令  $\Delta t \rightarrow 0$ , 得

$$\frac{dP_n(t)}{dt} = \lambda P_{n-1}(t) + \mu P_{n+1}(t) - (\lambda + \mu) P_n(t), \quad n = 1, 2, \dots \quad (B6)$$

当  $n=0$  时, 因为

$$P_0(t + \Delta t) = P_0(t)(1 - \lambda\Delta t) + P_1(t)(1 - \lambda\Delta t)\mu\Delta t + o(\Delta t) \quad (\text{B7})$$

所以有

$$\frac{dP_0(t)}{dt} = -\lambda P_0(t) + \mu P_1(t) \quad (\text{B8})$$

对于稳态情形, 与  $t$  无关,  $P'_n(t) = 0$ . 因此, 由式 (A6) 和 (A8) 得到

$$\begin{cases} \lambda P_{n-1} + \mu P_{n+1} - (\lambda + \mu)P_n = 0, & n > 1 \\ -\lambda P_0 + \mu P_1 = 0 \end{cases} \quad (\text{B9})$$

解得



**TANG Lun**, born in 1973, Ph. D., associate professor. His current research interest is broadband wireless networking technology.

## Background

Vehicular ad hoc Networks (VANETs) are becoming one of the most important aspects of the intelligent transportation system (ITS). Mainly based on IEEE 802.11p, VANETs employ Dedicated Short Range Communication (DSRC) for the enhancement of driving safety and comfort of automotive drivers. The U. S. Federal Communication Commission (FCC) has allocated 75 MHz of spectrum at 5.9 GHz to be used for communications between vehicles and between vehicles and infrastructures. According to IEEE 802.11p, the overall bandwidth is divided into seven frequency channels. The channel CH178 is defined as the public Control Channel (CCH) for delivering the safety information and exchanging control packets among vehicles. The other six channels are Service Channels (SCHs) which support the transmission of non-safety applications. IEEE 1609.4 has developed a globally synchronized channel coordination scheme named Coordinated Universal Time (UTC) to coordinate the channel access.

$$\begin{cases} P_1 = (\lambda/\mu)P_0 \\ P_n = (\lambda/\mu)^n P_0, & n \geq 1 \end{cases} \quad (\text{B10})$$

由概率的性质知  $\sum_{n=0}^{\infty} P_n = 1$ , 代入式 (B9), 当  $\lambda/\mu < 1$  时得到

$$\begin{cases} P_0 = 1 - \lambda/\mu \\ P_n = (1 - \lambda/\mu)(\lambda/\mu)^n, & n \geq 1 \end{cases} \quad (\text{B11})$$

令  $\lambda/\mu = \rho$ , 则有

$$P_n = (1 - \rho)\rho^n, \quad n = 0, 1, 2, \dots \quad (\text{B12})$$

队列长度计算如下:

$$L_s = \sum_{n=0}^{\infty} n p_n = \lambda/(\mu - \lambda) \quad (\text{B13})$$

**WANG Chen-Meng**, born in 1988, M. S. candidate. His current research interests include vehicular Ad Hoc networks.

**CHEN Qian-Bin**, born in 1967, Ph. D., professor. His current research interests include vehicular Ad Hoc networks, cellular mobile communications network.

According to the coordination scheme, the channel access time is divided into sync intervals, 100 ms of each. One interval is further divided into a CCH phase and a SCH phase, 50 ms of each. All the nodes in the network tune to CCH during CCH phase, while the SCHs are left idle. Otherwise, the nodes work on SCHs during SCH phase, while the CCH is idle. As we can see, this mechanism causes a waste of resource. Furthermore, when there are many messages waiting to be delivered in VANETs, the control channel is congested, and this becomes a bottleneck of the network.

This paper proposes a novel asynchronous TDMA-based multi-channel MAC protocol to solve these two problems. This protocol employs the TDMA mechanism to reduce the collision probability on control channel, and adopts the node cooperation mechanism to reduce the collision probability on service channels.