

面向应用的车载自组织网络跨层多信道 MAC 协议

宋彩霞^{1,2}, 谭国真¹, 丁男¹, 步俊凌³, 张福新¹, 刘明剑¹

(1. 大连理工大学计算机科学与技术学院, 辽宁 大连 116024;
2. 青岛农业大学理学与信息科学学院, 山东 青岛 266109; 3. 吴淞海事局, 上海 200940)

摘要: 提出了一种面向应用的车载网络跨层多信道 MAC 协议。对来自应用层不同类型的消息进行实时统计, 预测出最优控制信道周期, 确保控制信道上安全消息的及时、可靠传输, 同时采用预约机制实现消息在服务信道上的无竞争传输, 提高服务信道的吞吐量。本协议适合饱和与非饱和的一般 VANET 环境, 具有较低的计算复杂度, 扩展性较好。与现存的其他协议相比较, 仿真结果证实了所提协议的优越性。

关键词: 车载自组织网络; 多信道 MAC; 可变的控制信道周期; 网络信息流统计; 跨层

中图分类号: TP393.0

文献标识码: A

Application oriented cross-layer multi-channel MAC protocol for VANET

SONG Cai-xia^{1,2}, TAN Guo-zhen¹, DING Nan¹, BU Jun-ling³, ZHANG Fu-xin¹, LIU Ming-jian¹

(1. College of Computer Science and Technology, Dalian University of Technology, Dalian 116024, China;

2. College of Science and Information, Qingdao Agricultural University, Qingdao 266109, China;

3. Wusong Maritime Safety Administration, Shanghai 200940, China)

Abstract: An application oriented cross-layer multi-channel (AOCM) MAC protocol was proposed for VANET. The AOCM protocol could derive the optimal control channel (CCH) interval to ensure the timely and reliable transmission of safety messages on the CCH, based on real-time statistics and prediction for different types of messages coming from upper application layer. In the service channels (SCH), the proposed protocol relies on a reservation mechanism for contention-free transmission, so as to improve the throughput of SCH. The proposed protocol was suitable for both saturation and unsaturation conditions, and has low computational complexity and high scalability. Extensive simulation results demonstrate the superiority of the AOCM protocol compared with other existing protocols.

Key words: vehicular ad-hoc network, multi-channel MAC, variable control channel interval, network traffic statistics, cross-layer

1 引言

车载自组织网络 (VANET, vehicular ad hoc network) 是智能交通系统 (ITS, intelligent transportation system) 的重要组成部分, 旨在解决车辆高速移动环境下的车辆无线接入问题, 使车辆和车

辆间、车辆和路侧设备间能够实时互通, 从而使交通出行更加安全、便捷与舒适。美国 IEEE 1609 工作组面向车载网络通信的特殊需求制定了 WAVE (wireless access in vehicular environments) 通信架构^[1]。其中, IEEE 1609.4^[2]标准是在 IEEE 802.11p 标准的 MAC 层基础之上进一步扩展 MAC 层, 使

收稿日期: 2015-06-09; 修回日期: 2015-11-25

通信作者: 谭国真, gztan@dlut.edu.cn

基金项目: 国家高技术研究发展计划 (“863”计划) 基金资助项目 (No.2012AA111902-2); 国家自然科学基金资助项目 (No.61471084); 中央高校基本科研业务费专项资金资助项目 (No.DUT15QY02)

Foundation Items: The National High Technology Research and Development Program of China (863 Program) (No. 2012AA111902-2), The National Natural Science Foundation of China (No.61471084), The Fundamental Research Funds for the Central Universities (No. DUT15QY02)

符合 WAVE 架构的通信设备能够具有多信道工作的能力。

在 IEEE 1609.4^[2]标准中, 75 MHz 的专用带宽将被划分成一个控制信道 (CCH, control channel) 和 6 个服务信道 (SCH, service channel)。如图 1 所示, 每一秒都由若干同步周期 (SI, synchronization interval) (默认 100 ms) 组成, 同步周期又由固定的各为 50 ms 的 CCH 周期与 SCH 周期组成, 时间同步由 (GPS, global positioning system) 的 UTC (coordinated universal time) 提供。在 CCH 周期 WAVE 设备切换到控制信道传输安全消息, 而在 SCH 周期又会切换到相应的服务信道传输服务消息。WAVE 设备的信道切换过程必须在保护间隔 (GI, guard interval) (默认 4 ms) 内完成。在不同的周期内分别传输安全消息和非安全消息的多信道协调机制, 其目的是防止紧急的安全消息被大尺寸和大流量的服务消息所干扰, 提高消息传输的可靠性。

然而, 由于 VANET 的网络交通流的时变性以及 QoS 需求的多样性, 给 IEEE 1609.4 协议定义的多信道模式带来了一些新的要求: 1) 与安全有关的消息是延迟敏感的数据, 在 CCH 周期里面传递时应该有高的传输优先级; 2) 非安全应用的服务数据被看作是吞吐量敏感的数据, 在 SCH 周期传输过程中应该保证高的吞吐量。

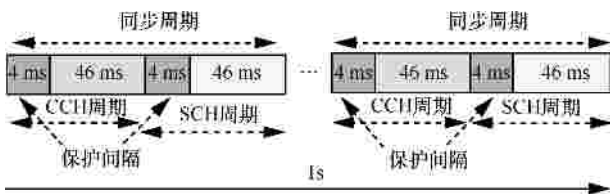


图 1 同步周期、CCH 周期和 SCH 周期

通过现有的研究发现 IEEE1609.4 标准性能欠佳^[3,4], 主要体现在以下几点。

- 1) CCH 周期所有的 SCH 空闲, SCH 周期 CCH 空闲, 信道的总体利用率不高于 50%。
- 2) 定长的 CCH 周期与 SCH 周期不能很好地适用动态变化的网络负载情况。
- 3) 网络中节点个数较多时, 会在 CCH 上面产生拥塞, 产生较高的碰撞概率。

针对上述问题, 本文提出一种适合饱和与非饱和的一般情况下、低计算复杂度的多信道 AOCM (application oriented cross-layer multi-channel) 协议

来保证控制信道上数据的可靠发送的同时, 确保服务信道上数据的高吞吐量。采用时间同步, 扩充 WSMP (WAVE short message protocol) 中的扩展域, 根据收到的应用层分组的类型与数量, 结合 MAC 层的输出时延求出最优 CCH 周期, 以此来保证不同信息流的可靠、有效传输。AOCM 协议的优势如下。

- 1) 跨层感知应用层信息流的数据分组尺寸和发送频率, 并感知 MAC 层的邻居节点信息, 因而 AOCM 协议能够更精准地预测并调整下一同步周期的 CCH 周期。
- 2) 有效地利用标准 WSMP 协议的扩展机制, 因此, AOCM 协议对 IEEE MAC 帧格式是兼容的。
- 3) 相比于在节点的饱和状态假设下对 CCH 周期预测的 VCI (variable CCH interval) 协议^[5], 在 VANET 中不具有一般性, AOCM 协议能够更好地在饱和与非饱和环境下工作, 更具一般性。
- 4) 和其他多信道 MAC 协议相比^[5-7], 需要采用迭代的方式求解, AOCM 协议只需要简单的加法运算, 具有较低的时间复杂度, 扩展性好。

2 相关工作

国内外很多学者研究了 WAVE 架构中 IEEE 1609.4 标准制定的多信道操作, 根据节点是否同步地在 CCH 与 SCH 之间进行切换, 分为时间同步切换与时间异步切换工作方式^[3]。

在时间同步工作方式中^[3, 5, 6, 8-10], 研究者发现在时变的 VANET 环境下固定的 CCH /SCH 周期不能很好地保证通信效果。如在一个拥挤的交通环境中, 固定 50 ms 的 CCH 访问时间不足以处理大量的紧急安全消息的传输; 而在一个稀疏的交通环境下, 50 ms 的 CCH 访问时间又可能很容易浪费。文献^[5, 6]分别提出了可变 CCH 周期协议 (VCI) 与多优先级支持的多信道 MAC 访问机制, 通过引入马尔可夫链模型计算出饱和状态下 CCH 上面预约信息的时间, 从而取得最优 CCH 周期, 实现不同交通流密度下调整 CCH/SCH 的周期。以上 2 种协议都是假定系统在饱和状态下, 即节点的缓存中总是有分组在准备发送的情况下进行讨论的, 如果节点总是处在饱和状态, 系统模型是准确的。但是在实际的 VANET 中, 数据流, 比如安全分组的传输是突发性的, 而且节点的空闲时间多于传输时间^[11-13], 因此饱和状态的假定不符合 VANET

的真实特性，非饱和状态更具有一般性，并且通过非饱和下的操作也可以求出饱和状态下的一些特性。

另外，一些基于时间异步的多信道 MAC 协议。文献[4,14]提出了时分复用的异步多信道 MAC 协议，将 50 ms 的控制信道分为一定数量的时隙，允许安全信息可以随时接入信道，其他信息只有在自己的接入时隙才允许争用信道资源，以此来减少在控制信道上安全信息的碰撞概率。文献[15]中的通信节点通过特殊的 RSU (road side unit) 节点可以选择不切换到 CCH 信道，但是引入具备多通信设备的 RSU 会带来巨大的成本，且由于安全消息需要在 RSU 内缓存一段时间，影响了系统的实时性。文献[7]提出了一种车载网络高效与可靠的 MAC 协议 (VER-MAC)，安全消息分别在 CCH 周期与 SCH 周期内在 CCH 信道上各广播 1 次 (即实际广播 2 次)，允许所有的节点可以在 CCH 周期内在 SCH 信道上传输非安全消息，但在 CCH 周期内非安全信息发送和接收的同步依然没有解决，系统同样存在着高的计算复杂度问题。

文献[16, 17]在车辆的 OBU (on-board unit) 上面放上双无线电，一个无线电始终监控在 CCH 信道上，另一个无线电根据需要在 SCH 信道上发送数据，以此来增强数据传输的可靠性，提高信道利用率，但是邻信道干扰 ACI (adjacent channel interference) 问题使频谱的利用率很差。

3 AOCM 协议机制描述

3.1 上层应用的信息流分类

根据上层应用是否采用固定频率传输数据将 CCH 信道内的应用分成固定频率应用 (FA, frequency application) 和非固定频率应用 (NFA, non-frequency application) 2 种类型。

固定频率应用主要有 2 种类型：信标 (beacon) 服务、WAVE 服务公告 WSA (WAVE service advertisement) 服务^[2]。信标服务是一种周期性向周围车辆广播位置、速度、加速度等自身状态信息的帧，通常频率会为 2~10 Hz。WSA 是用来公告周围节点服务信息的帧，由 RSU 或是车辆提供，如交通警报、导航和娱乐等。这类数据流由于发送频率是固定的，信道访问的时间在一段时间内是稳定的且可知的。

非固定频率应用主要是与安全 (safety) 相

关的服务，一旦出现紧急情况需要短时间内以多跳广播的形式通知周围节点的事件，如交通事故、变道等^[18]，对于非固定频率应用，数据流的发送频率是不固定的。但是通过分析车联网特点可知，紧急事件的数据流在一段时间内都具有相关性。如紧急事件的传播时间可能只有数毫秒，但是为了保证传播的可靠性在每秒内会多次广播或重传^[18]，如果在上一段时间内收到紧急事件消息，那么在短时间内会再次收到这个紧急事件消息的副本，可能来自源节点的重复广播，也可能来自周围邻居节点的中继广播^[18~20]。如果预测的时间尺度尽可能小，如采用多信道的同步周期作为一个时间预测尺度 (通常是 100 ms)，那么在细粒度时间上数据流是相近的，因此对于非固定频率应用，信道访问时间在小尺度时间上也是可以预测的。

3.2 AOCM 协议同步周期结构

AOCM 协议同步周期包含一个可变的 CCH 周期与 SCH 周期，如图 2 所示。可变的 CCH 周期中包含 2 个阶段：非固定频率应用阶段 (NFAP, non-frequency application phase)，用来传输推荐最优 CCH 周期 (ROCI, recommend optimal CCH interval) 公告与紧急安全消息 SA (safety)；固定频率应用阶段 (FAP, frequency application phase)，用来传输 Beacon 与 WSA。SCH 周期用来在不同的服务信道 SCH 上面传输服务数据 (service data)。

3.3 本地信息流统计

每一个数据分组在网络层采用 WSMP 协议。在 IEEE 1609.3 标准^[21]中的 WSMP 协议，支持信道编号 (channel number)、数据传输速率 (data rate) 和采用的发射功率 (transmit power used) 3 种可选域，本文采用可选域扩展方式来发送节点的传输频率 (transmit frequency) 信息，如图 3 所示。

假设所有节点内部都保存一个散列表，实时动态管理当前节点接收到的信息流，所对应的记录记作 ($Key(N_j, A_k), Value(FRE_{(j,k)}, RECV_{(j,k)}, LIFE_{(j,k)}, SIZE_{(j,k)}, TIMESTAMP_{(j,k)})$)，动态管理过程包含添加、删除、更新、查询等操作。当一个节点 N_i 接收到消息后具体操作流程如图 4 所示，其过程如下。

1) 解析 MAC 帧的 MAC 地址从而确定邻居节点 j ，记作 N_j ，解析 WSMP 协议头的 PSID 域从而确定是邻居节点 j 的第 k 个应用，记作 A_k 。

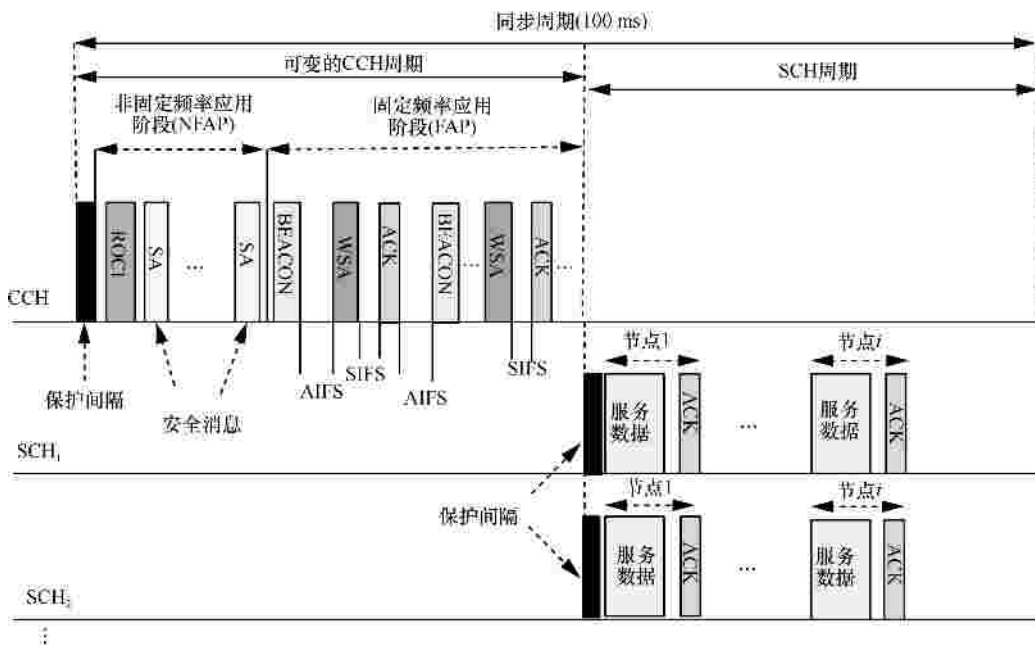


图 2 AOCCM 协议的同步周期框架

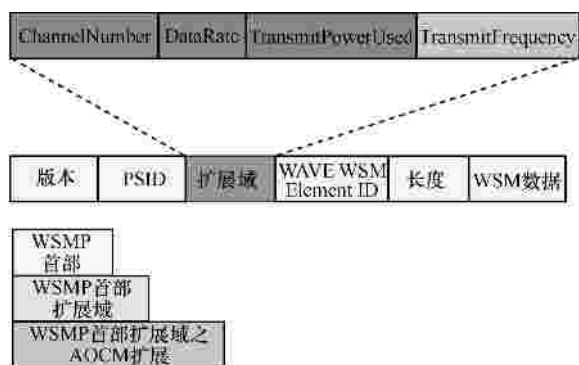


图 3 面向 AOCCM 协议的传输频率扩展域

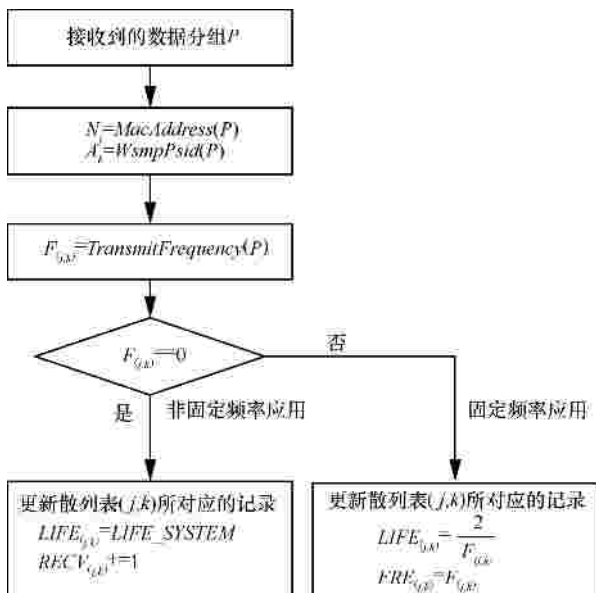


图 4 信息流统计过程

2) 解析 WSMP 协议头中可选域中的传输频率从而确定应用的发送频率, 记作 $F_{(j,k)}$, 其含义是节点 j 的第 k 个应用的发送频率。

3) 若 $F_{(j,k)}=0$ 指明是非固定频率应用, 则更新散列表中当前 $Key(N_j, A_k)$ 所记录 $RECV_{(j,k)}$ 的属性, 该属性含义是指最近一段时间内接收到节点 j 的第 k 个非固定频率应用消息的数量。当最近接收到一个新的非固定频率应用消息, 则 $RECV_{(j,k)}$ 自增加 1。

4) 若 $F_{(j,k)} \neq 0$ 指明是固定频率应用, 则更新散列表中当前 $Key(N_j, A_k)$ 所对应的 $FRE_{(j,k)}$ 属性, 该属性含义是指最近一段时间内接收到节点 j 的第 k 个固定频率应用的发送频率。考虑到一些邻居节点采用了自适应信标机制, 其信标频率会随着网络状态变化, 当接收到新的固定频率时, 则 $FRE_{(j,k)}$ 更新为新接收的值。

5) 为了保持散列表记录的有效性, 散列表中每个应用的记录都存在一个生命周期 $LIFE_{(j,k)}$, 其含义为节点 j 的第 k 个应用的生命周期, 一旦数据过期则视为无效, 必须从散列表中删除该应用记录。对于固定频率应用, $LIFE_{(j,k)}$ 的值是其频率对应的时间发送间隔的 2 倍, 因为在 2 倍时间间隔内还没有收到同一应用的消息, 那么这个应用很可能已经关闭; 而对于非固定频率应用, 则 $LIFE_{(j,k)}$ 的值是一个预定义的系统值 $LIFE_SYSTEM$ (默认 100 ms), 如果 $LIFE_SYSTEM$ 时间内没有再次收到同一应用的消息, 那么这个非固定频率应用可以认为已经关闭或者短时间内不再产生信息流, 如式 (1) 所示。

$$LIFE_{(j,k)} = \begin{cases} \frac{2}{F_{(j,k)}}, & F_{(j,k)} \neq 0 \\ LIFE_SYSTEM, & F_{(j,k)} = 0 \end{cases} \quad (1)$$

3.4 最优 CCH 周期预测模型

3.4.1 服务信道接入预约

不同于 IEEE 1609.4 MAC 协议, AOCM 协议通过 WSA 预约的方式提供服务信道的无竞争访问, 提高服务信息的吞吐量, 见图 2 中的 FAP 阶段, 具体预约过程如下。

1) 所有节点都会存储一张 SCH 使用情况表: 记录成功预约的 SCH 编号以及其信道占用时间长度信息。

2) 在 FAP 阶段, 服务提供者广播 WSA 分组, 包含将要使用的 SCH 编号以及提供的服务内容标题、服务传输时间长度等信息^[2]。服务提供者会选择目前没有使用的那个服务信道。如果有多个信道可选, 就随机选择一个使用。

3) 其他节点如果需要服务的话, 就给服务提供者发送一个包含服务提供者 ID 以及预约的 SCH 编号的确认 ACK (acknowledgement) 帧。其他节点根据此信息更新自己的 SCH 使用情况表。

4) 在 SCH 周期开始 (在 GI 时间结束时), 已经成功预约的节点根据自己预约的信息切换到相应的服务信道上完成服务信息的传输。没有任何预约的节点将继续停留在控制信道上。

3.4.2 CCH 上非固定频率应用所需时间

如图 2 所示, 非固定频率应用阶段 NFAP 由 ROCI 阶段与安全信息 SA 发送时间组成, 为了确保 ROCI 公告的信息能被周围节点接收到, 对其进行广播 2 次, 由于这个帧负载很小 (一个字节就够), 其传播时间可以忽略。WAVE MAC 层采用增强的分布式信道接入 (EDCA, enhanced distributed channel access) 为不同的信息流提供不同的接入优先级^[2], 采用可变的仲裁帧间间隔 (AIFS, arbitration inter frame space) 与竞争窗口 (CW, contention windows) 大小来区分不同优先级的服务。安全信息的优先级是最高的, 定义安全信息的竞争窗口 $CW_{SA}=7$, 仲裁帧间间隔 $AIFS_{SA}=SIFS+2SlotTime$ 。其中, SIFS 代表短帧间间隔 (short interframe space), SlotTime 代表一个时隙的时间长度。CCH 周期中的非固定频率应用所需要的时间, 可以通过分别计算不同的邻居节点与它们不同的应用所需

时间之和得到, 记作

$$T^{NFA} = \sum_{j=1}^{n_s} \sum_{k=1}^{m_{s,j}} T_{(j,k)}^{NFA} \quad (2)$$

其中, $m_{s,j}$ 与 n_s 分别为车辆 N_j 发送的不同安全分组的种类以及发送安全分组的车辆节点总数。 $T_{(j,k)}^{NFA}$ 表示传输车辆 N_j 的一种非固定频率应用 A_k 所需时间, 其值可以通过最近一段时间在同步周期内 A_k 发生的次数和相应的帧传输时间之积得到

$$T_{(j,k)}^{NFA} = \frac{RECV_{(j,k)}}{LIFE_{(j,k)}} \cdot SYNC \cdot T_{(j,k)}^{Frame}, FRE_{(j,k)} = 0 \quad (3)$$

其中, $RECV_{(j,k)}$ 由散列表中取得。用 SYNC 来表示一个同步周期的时间, 其值为 100 ms。统计的时间长度用 $LIFE_{(j,k)}$ 来表示, 见式 (1)。根据一个 MAC 帧的传播方式和无线网络系统参数, 可以得到一帧传输所需时间, 记作 $T_{(j,k)}^{Frame}$, 表示为

$$T_{(j,k)}^{Frame} = \begin{cases} T_{PHY} + T_{MAC} + \frac{SIZE_{(j,k)}}{DataRate} + DIFS + d, & \text{广播} \\ T_{PHY} + T_{MAC} + \frac{SIZE_{(j,k)}}{DataRate} + SIFS + d + \\ T_{ACK} + DIFS + d, & \text{单播} \end{cases} \quad (4)$$

其中, T_{PHY} 、 T_{MAC} 和 T_{ACK} 分别是传输 PHY 头、MAC 头和 ACK 帧所需时间, SIFS 和 DIFS 分别是 IEEE 802.11 标准中规定的帧间隔, 而 d 表示传播时延。SIZE 是分组的负载, 其类型包括 Safety 分组、Beacon 分组、WSA 预约分组以及服务分组。DataRate 表示控制信道/服务信道的传输速率, 在本系统中, 这 2 种速率都取相同的值, 用一个符号代替。系统中 $T_{(j,k)}^{Frame}$ 存在单播和广播 2 种不同传输方式, Safety 分组与 Beacon 分组采用的是广播的形式, WSA 分组与服务分组采用的是单播形式。注意: 这里分组 (packet) 在应用层叫分组, 在 MAC 层是叫帧 (frame), 下同。

3.4.3 CCH 上固定频率应用所需时间

固定频率的应用: Beacon 以及 WSA 服务, 优先级是低于 safety 信息的, 用 $CW_{BW}=15$ 与 $AIFS_{BW}=SIFS+3SlotTime$ 来分别代表 Beacon/WSA 的竞争窗口和仲裁帧间隔大小。一种固定频率应用所需时间, 记作 $T_{(j,k)}^{FA}$, 通过在 SYNC 内固定频率应用将会发生的帧的数量和相应的帧传输时间之积得到

$$T_{(j,k)}^{FA} = \frac{FRE_{(j,k)}}{1000} SYNC \cdot T_{(j,k)}^{Frame}, FRE_{(j,k)} \neq 0 \quad (5)$$

FAP 时间段 T^{FA} 由 2 部分组成: Beacon 广播总时间, 记为 T_{Beacon}^{FA} , WSA 预约总时间, 记为 T_{WSA}^{FA} 。WSA 预约信息其内容包含: 在 SCH 周期要使用的服务信道的编号, 服务内容的标题等, 其内容多少对不同的服务类型来说是一样的, 因此都用 T_{WSA} 来表示预约一次所需时间。

$$T^{FA} = T_{Beacon}^{FA} + T_{WSA}^{FA} \\ = \sum_{j=1}^{n_b} \sum_{k=1}^{m_{b,j}} T_{Beacon(j,k)}^{FA} + G_1 T_{WSA}, \quad FRE_{(j,k)} \neq 0 \quad (6)$$

其中, $m_{b,j}$ 为车辆节点 N_j 发送的 Beacon 分组的种类, n_b 为发送 Beacon 分组的车辆节点数量, G_1 则代表成功预约 WSA 分组的数量。

3.4.4 最优 CCH 周期

用 $CCHI$ 和 $SCHI$ 分别代表 CCH 周期和 SCH 周期。用 N_{sch} 表示在 VANET 中可用的 SCH 数量, G_2 表示在 SCH 周期内在所有 N_{sch} 信道上进行传输服务分组的总数量, 假设服务分组负载长度是相同的, 传输一个服务分组的时间记为 T_{data} , 计算方法见式 (4) 单播。CCH/SCH 周期最优比例发生在这种情况下: 控制信道上成功完成的预约数与在所有服务信道上传输的数据分组个数相同。也就是在 FAP 阶段没有时间去完成新的预约且在 SCH 周期没有足够的时间去传输新的数据分组^[5], 即

$$G_1 = G_2 \quad (7)$$

其值通过式 (8) 得到。

$$\left\{ \begin{aligned} CCHI &= a T^{FA} + b T^{NFA} + GI \\ &= a (T_{Beacon}^{FA} + T_{WSA}^{FA}) + b T^{NFA} + GI \\ &= a \left(\sum_{j=1}^{n_b} \sum_{k=1}^{m_{b,j}} T_{Beacon(j,k)}^{FA} + G_1 T_{WSA} \right) + b \left(\sum_{j=1}^{n_s} \sum_{k=1}^{m_{s,j}} T_{(j,k)}^{NFA} \right) + GI \quad (8) \\ SCHI &= \frac{G_2 T_{data}}{N_{sch}} + GI \\ SYNC &= CCHI + SCHI \end{aligned} \right.$$

式 (8) 中的第 1 个等式表示 CCH 周期的时间, 由 Beacon 广播总时间、成功预约 G_1 个 WSA 分组的时间、safety 分组传输总时间以及 GI 组成。其中, GI 是 IEEE 1609.4 标准规定的保护间隔值(默认 4 ms)。其中的 a ($a > 1$) 与 b ($b > 1$) 是无线网络的加权因子, 因为统计出的 T^{FA} 和 T^{NFA} 是基于一次帧成功传输所需的时间, 而考虑到实际情况下 MAC 帧由于检测到信道忙发生的退避现象、单播中由于监测到碰撞进行的多次重传现象, 信道占用

的实际时间会大于预测时间, 这里采用加权因子来消除退避或者多次重传带来的预测误差影响。第 2 个等式表示 SCH 周期的时间, 由在所有服务信道 N_{sch} 上面传输 G_2 个数据分组需要的时间以及 GI 组成。第 3 个等式表示一个同步周期 SYNC 值等于 CCH 周期与 SCH 周期之和。

3.5 最优 CCH 周期的转发

预测出的最优 CCH 周期也被称为推荐最优 CCH 周期 (ROCI, recommend optimal CCH interval) 需要转发给网络中其他节点, 其转发是通过“优化节点”完成的。每个节点都会先查询最近一段时间内是否收到 ROCI 管理帧, 如果没有收到 ROCI 管理帧, 节点就会比较自身 MAC 地址值和自身缓存的邻居节点 MAC 地址值, 如果自己 MAC 值最小, 认定自身为优化节点, 计算最优 CCH 周期并通过 ROCI 管理帧公告邻居节点。如果在遇到有 RSU 的场合, 就默认 RSU 为优化节点。

当优化节点计算出最优的 CCH 周期以后, 将会采用特殊的 MAC 管理帧-ROCI 管理帧向当前网络中所有其他节点进行公告, 推荐自己计算出的最优 CCH 周期。邻居节点在接收到 ROCI 帧以后, 都会根据其值调整自身的 CCH 周期。考虑到车载网络的快速移动会造成网络的不连续性和频繁断裂, 某个节点可能接收到来自多个不同源节点的 ROCI 帧, 意味着当前节点可能处在多个网络的交汇处, 当前节点将采取最长的最优 CCH 周期值, 保证自身不会遗留 CCH 周期内在控制信道上传输的重要信息。

3.6 AOCM 协议计算开销

假设系统中节点个数为 N 个, 每个节点的信息流的类型数量平均为 M 个。通过式 (2) 和式 (6) 来统计上层不同信息, 时间复杂度是 $O(MN)$ 。AOCM 协议计算复杂度比较低, 适合不同规模的车载自组织网络, 扩展性好。

4 实验仿真与性能验证

仿真实验采用 NS-3 网络仿真器。仿真场景是 2 000 m 长, 4 排道的高速公路, 车辆的平均移动速度是 60 000 m/h, 可以模拟疏密不同的交通状况, 如图 5 所示。每个车辆节点都假设安装了 GPS 设备和单天线的 WAVE 设备。实验中假设所有节点都在彼此的传输范围之内, 所有的节点即是信息的发送者同时又是信息的接受者。仿真参数如表 1 所

示。仿真实验的运行时间是 100 s，最终仿真结果取 20 次仿真结果的平均值。

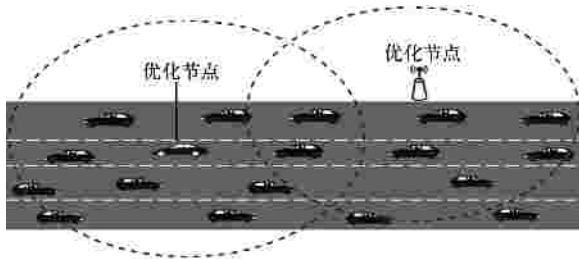


图 5 仿真场景

表 1 仿真参数

参数名称	参数值
通信传输范围/m	250
控制信道数目	1
服务信道数目	4
每信道上数据传输速率/Mbit·s ⁻¹	6
车辆密度范围	10~100
传输功率、接收功率阈值、本底噪声功率/dBm	16, -96, -98
默认 CCH 周期、SCH 周期和保护间隔/ms	50, 50, 4
MAC 层分组头大小/bit	256
PHY 层分组头大小/bit	192
ACK 大小/bit	112
safety 大小/byte	200
Beacon 大小/byte	400
WSA 大小/byte	20
服务数据分组大小/byte	2 000
传播时间/d _{μs}	1
DIFS 时间/μs	128
SIFS 时间/μs	28
系统参数 a、b	1.3, 1.2

用 $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}$ 表示 safety 分组/Beacon 分组/WSA 分组出现的频率。不失一般性，仿真里面的 safety 分组也给出了发送频率 f_{safety} ，但是在实际操作中，因为数据分组中没有携带帧的发送频率信息，所以优化节点会当作非固定频率帧处理，从散列表中 $RECV_{(j,k)}$ 中取值，参见式 (3)。

4.1 控制信道 CCH 周期

图 6 显示了控制信道 CCH 周期随着不同网络条件的动态调整过程，从图中可看出分析模型与仿真模型较吻合。

图 6 (a) 显示了随着网络中节点数目的增长的 CCH 周期变化。可以看出 AOCM 与 VCI 这 2 种协

议都会随着网络中节点的变化适时调节 CCH 周期的大小。当节点稀疏且发送分组的频率低的时候，2 种协议统计出的 CCH 周期相对较小；而当节点密集且发送分组的频率高的时候，统计出的 CCH 周期会较大，超过 50 ms，使控制信道能够分配足够的时间来传输安全紧急消息、Beacon 分组以及 WSA。从图中可以看出在相同的网络条件下，VCI 协议分配的控制信道周期比 AOCM 协议分配的控制信道周期长，这是因为 VCI 协议假设节点处于饱和状态，节点的缓存中总是有分组在准备发送，相比于 AOCM 协议，VCI 协议在节点很少的时候 ($f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=5 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 时 15 个节点， $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=2 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 时 20 个节点) 就需要分配给 CCH 周期 50 ms 的时间，这与安全分组是突发的特性不吻合，而 AOCM 协议在节点比较密的时候 ($f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=5 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 时 40 个节点， $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=2 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 时 50 个节点) 才给 CCH 周期分配 50 ms 符合 VANET 的疏密特性，更具一般性。

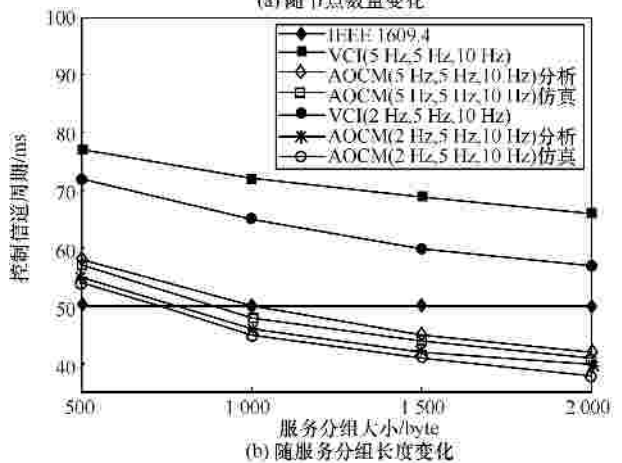
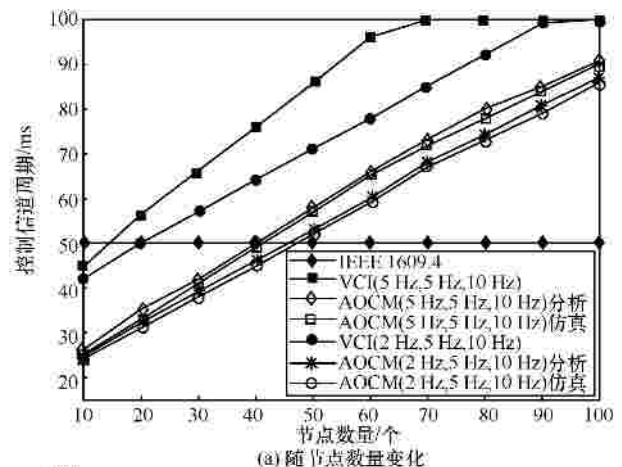


图 6 最优控制信道周期

在图 6 (b) 中网络节点数量是 40。随着服务分组的增大, AOCM 与 VCI 的 2 种协议的 CCH 周期都会变小。对于 AOCM 从式 (8) 可以看出, 当其他条件都不变化, 只有服务分组的大小变化时, 随着服务分组的增大, 单个服务分组在服务信道上面传输的时间变长, 导致 WSA 预约时间段下降, 最终 CCH 周期下降。

IEEE 1609.4 中控制信道周期始终保持在 50 ms。AOCM 与 VCI 的控制信道周期能根据网络中车辆节点的个数以及服务分组的大小动态调整。在保证控制信道上信息的及时可靠传输下, 提高服务信道的吞吐量, 反映了系统的自适用特性。

4.2 安全分组发送成功率

图 7 显示的是随着节点密度变化时安全分组发送成功率的仿真验证。1) 网络中节点密度较小的情况下 (少于 40 个节点), 节点竞争不激烈, 因此 3 种协议的安全分组的发送成功率都在 94% 以上并且相差不大。2) 随着节点密度的进一步增大, 竞争现象越来越激烈, IEEE 1609.4 的安全分组发送成功率明显下降 (甚至低至 30%)。AOCM 与 VCI 协议由于能够精确预测当前网络情形并适时增大 CCH 周期, 使节点有更多机会发送安全分组, 因此发送成功率很高, 始终保持在较高的结果为 94% 以上, 确保了不同疏密网络条件下安全分组的可靠传输。在 $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=2 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 与 $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=5 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 时, 当节点密度越来越大从 50 变化到 100 时, AOCM 中安全分组的平均发送成功率相比 IEEE 1609.4 分别提高了 37%、68%; 当节点数量为 100 时, AOCM 中安全分组的发送成功率比 IEEE 1609.4 分别提高了 126%、215%。

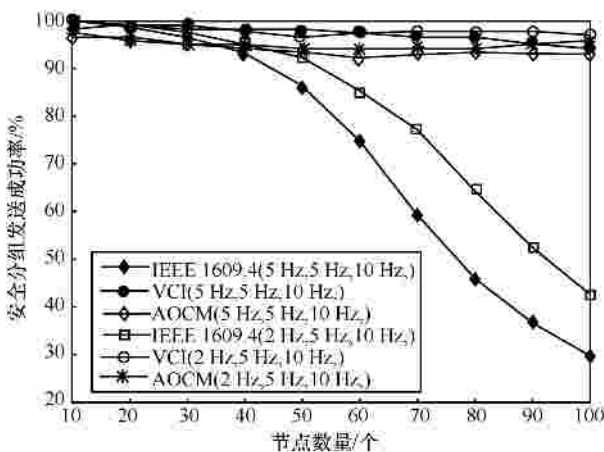


图 7 随节点数量变化的安全分组发送成功率

4.3 控制信道接入平均延迟

本实验针对各种分组在控制信道上接入延迟进行仿真验证。

图 8(a) 中分组频率采用的是 $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=5 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$, IEEE 1609.4 协议采用的是 3 种分组的平均接入信道延迟, 从图中可看出各类分组的分组越大接入信道时间越长。相同条件下 safety 分组的接入延迟要小于 Beacon 分组与 WSA 分组, 这是因为 safety 分组采用更小的竞争窗口与帧间间隔来确保数据的优先传输。

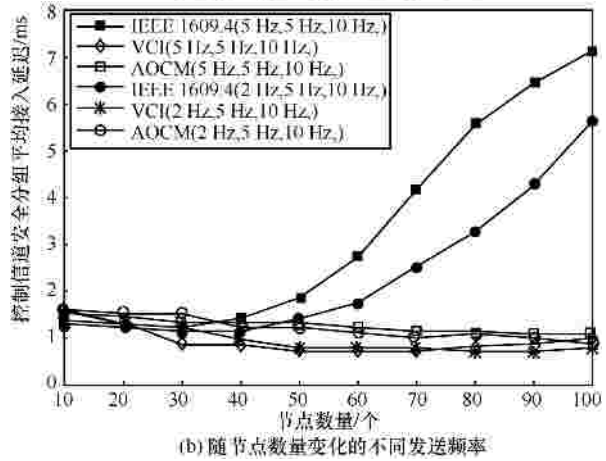
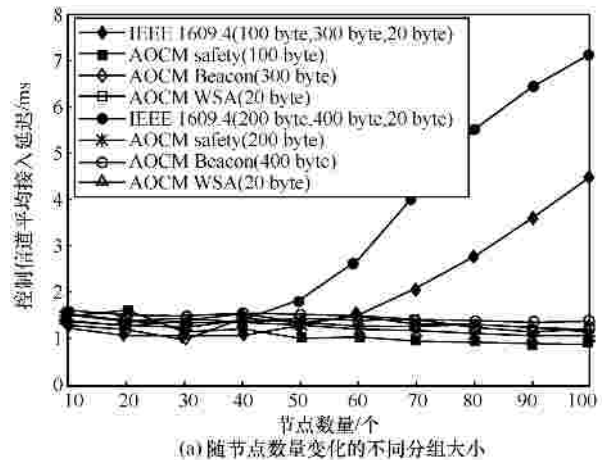


图 8 控制信道数据分组平均接入延迟

图 8 (b) 是随着节点数量变化, 不同发送频率下 3 种协议的安全分组的接入延迟。1) 在节点个数较少的情况下 (低于 20), IEEE 1609.4 安全分组的接入延迟相比于 AOCM 与 VCI 的要稍小一些, 这是因为数据分组个数较少时, 同样的数据分组数量 IEEE1609.4 分配了更多的 CCH 时间 (50 ms), 因此控制信道拥塞程度较轻的缘故。2) 随着节点的增多, AOCM 与 VCI 协议为控制信道分配了较多的时间, 因此其接入延迟比 IEEE

1609.4 的要小。3) 从这 2 幅图上可以看出随着节点的增多,IEEE1609.4 的信道接入延迟增长较快, AOCM 与 VCI 的接入延迟几乎不变并且延迟都比较小,后 2 种协议能确保了不同疏密网络条件下安全分组的及时传输。

4.4 服务信道 SCH 吞吐量

图 9 显示的是服务信道吞吐量在各种网络条件下的变化情况。

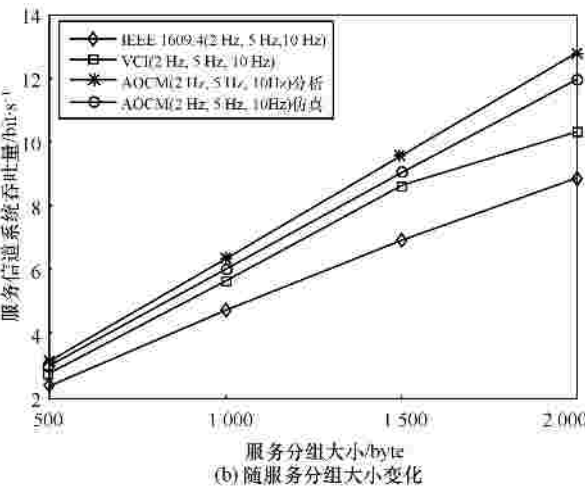
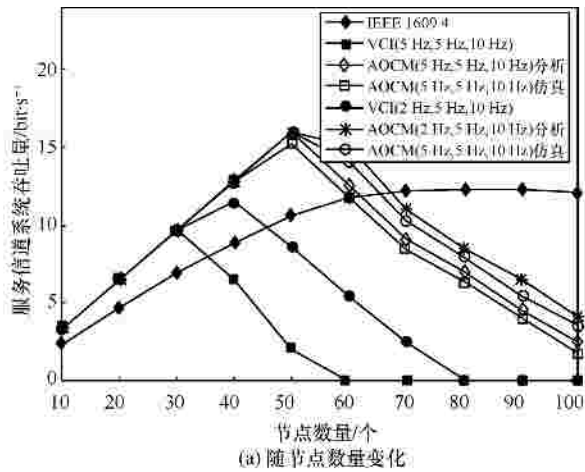


图 9 服务信道吞吐量

图 9 (a) 是不同传输频率下服务分组大小采用固定 2 000 byte 时 3 种协议随节点变化的服务信道吞吐量的变化情况。1) 随着节点增多,3 种协议的吞吐量都有一个先增加后下降的趋势,但是原因却不相同。IEEE 1609.4 的 SCH 周期是固定 50 ms,服务信道经历了一个从非饱和到饱和再到拥塞的变化过程:节点稀疏时,节点的增长会使当前网络内成功发送数据分组数量增长,因此吞吐量处于增长状态;而节点密集时,随着节

点的增长竞争越来越激烈,造成当前网络内成功发送数据分组数量的降低,因此吞吐量降低。而 AOCM 和 VCI 可以动态调整 CCH 周期,在服务信道上面传输采用了预约的无竞争的传输方式,因此吞吐量经历的先增加后下降的原因为节点稀疏时,分配给服务信道时间很多(参见图 6(a)),但是此时没有足够的服务分组供服务信道传输,即服务信道处于“饥饿状态”,因此服务信道吞吐量比较低。随着节点的增长,服务信道吞吐量会越来越高直到服务信道达到饱和状态,吞吐量值达到最高。之后随着节点的进一步增加,分配给服务信道的时间也越来越少,成功预约的分组数量变少,吞吐量又开始下降。2) $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=2 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 时,在节点密度较少的时候(VCI 协议少于 45 个节点,AOCM 少于 65 个节点)AOCM 与 VCI 的吞吐量高于 IEEE 1609.4 是以为前两者采用了预约的无竞争的服务信道访问方式,当节点越来越多时,AOCM 与 VCI 的吞吐量比 IEEE1609.4 的低,是为了确保安全信息的及时可靠传输,前两者协议给 CCH 周期分配了较多时间,SCH 周期分配时间较少从而导致成功预约服务分组的数量下降。3) 相比于 VCI 协议,AOCM 协议考虑的是一般的网络状态,节点密集时能够分配更多的 SCH 周期给服务信道,因此信道拥塞程度是三者中最轻的,从而最大吞吐量值是最高的;而 VCI 会分配更多的时间给 CCH 周期,使预留给服务信道的 SCH 周期较小,因此信道拥塞程度是三者中最高的,从而造成吞吐量较低。图中还可以观察到 VCI 吞吐量在节点 60 和 80 时分别锐减到 0,这是因为 VCI 是基于节点处于饱和状态假设的,因此在节点较多时预测出的 CCH 周期可能会达到最大值 100 ms(参见图 6(a)),从而不能预约时间给服务信道,造成服务信道吞吐量几乎为零,这是不符合 VANET 一般情况的,实际上当车辆密度较高,驾驶员会对周围情况变得敏感,车速已经下降,因此安全分组、信标分组的发送频率下降也不会影响车辆安全^[22]。

图 9 (b) 是在 $f_{\text{safety}}/f_{\text{Beacon}}/f_{\text{WSA}}=2 \text{ Hz}/5 \text{ Hz}/10 \text{ Hz}$ 且节点数量为 40 时,3 种多信道 MAC 协议随数据分组大小变化的吞吐量。1) 随着数据分组的增大,3 种方式的吞吐量都会呈现不断增长的趋势,这是因为更大尺寸的数据分组对信道的干扰时间较少,因此能够有效地增加数据分组成功发送的数量,从而

有助于网络吞吐量的增加。2) 基于同样大小的数据分组, AOCM 与 VCI 比 IEEE 1609.4 的吞吐量高是因为前两者采用预约的无竞争的服务信道接入方式的原因。当服务分组的大小是 750 byte 时, 这时 AOCM 的控制信道周期是 50 ms (见图 6 (b)), AOCM 的服务信道吞吐量比 IEEE 1609.4 的吞吐量提高了 19%, 而当服务分组的字节大小到达 2 000 byte 时, AOCM 比 IEEE 1609.4 提高了 35%。3) AOCM 相比 VCI 会预测出较大的 SCH 周期, 因此分配更多服务信道接入时间的 AOCM 具有较高的吞吐量。

4.5 计算开销

最后验证的是不同协议下的计算开销。对于 AOCM 与 VCI 协议, 为了统计出可变的 CCH 周期, 首先每个节点需要统计出通信范围内的节点的数量, 因此需要节点监听信道, 而监听信道是没有计算开销的。其次, 对于 AOCM 协议需要统计每个节点发送各类数据分组的数量, 采用累加方式。对于 VCI 需要求出每个节点的发送概率与碰撞概率, 一般采用牛顿迭代(Newton-Raphson)的方式求解非线性方程组^[5,6,18]。在本文的实验中, 计算开销的统计是运行在 2.67 GHz 的酷睿 i5 双核处理器, 4 GB 内存的 Ubuntu 14.10 系统上, 如图 10 所示。从图中可以看出 2 类协议的计算开销花费的时间都是随着节点的增加而增加的, 但是 VCI 的平均计算开销是 AOCM 的 77 倍, 后者在计算开销上更具优势。AOCM 可以在较短的时间内(平均 1.2 ms)给出最优 CCH 周期, 很好地满足 VANET 网络时变性, 且适合疏密不同的网络扩展性好。

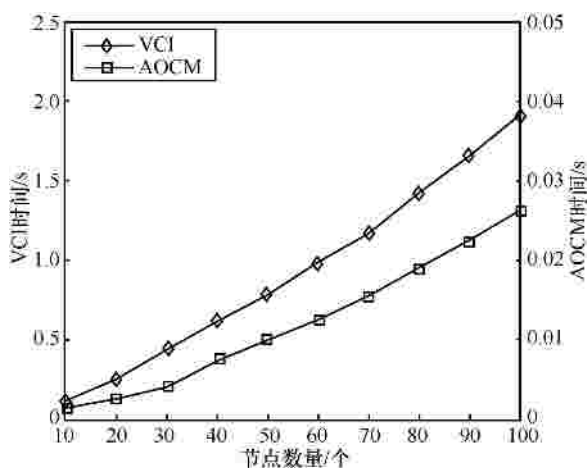


图 10 随着节点数量变化的计算开销

5 结束语

本文介绍了在饱和与非饱和的一般车载网络环境下, 运用较低的计算复杂度设计出了一种面向应用的跨层多信道 MAC 的 AOCM 协议, 利用 WSMP 协议的扩展域, 通过实时跟踪邻居节点上层应用的不同信息流的传输频率等信息, 在实现服务信道预约的基础上, 获得最优 CCH 周期。交通稀疏环境下服务信道能够预留更多时间传输服务信息, 而交通密集环境下则牺牲服务信道传输时间来保证控制信道可以有足够时间传输安全信息。在控制信道传输和服务信道传输之间取得了较为均衡的通信服务。

参考文献:

- [1] UZCATEGUI R A, ACOSTA-MARUM G. WAVE: a tutorial[J]. IEEE Communications Magazine, 2009, 47(5): 126-133.
- [2] IEEE 1609.4-2014. IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environments(WAVE)-Multi-channel Operation Corrigendum 1: Miscellaneous Corrections[S]. 2014
- [3] CAMPOLO C, MOLINARO A. Multichannel communications in vehicular ad hoc networks: a survey[J]. IEEE Communications Magazine, 2013, 51(5): 158-169.
- [4] 唐伦, 王晨梦, 陈前斌. 车载自组织网络中基于时分复用的异步多信道 MAC 协议[J]. 计算机学报, 2015(3): 673-684. TANG L, WANG C M, CHEN C B. An asynchronous multi-channel MAC protocol based on TDMA in vehicular ad hoc network[J]. Chinese Journal of Computers, 2015(3): 673-684.
- [5] WANG Q, LENG S, FU H, et al. An IEEE 802.11p-based multichannel MAC scheme with channel coordination for vehicular ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems, 2012, 13(2): 449-458.
- [6] SHAO C X, LENG S P, ZHANG Y, et al. A multi-priority supported medium access control in vehicular Ad Hoc networks[J]. Computer Communications, 2014, 39: 11-21.
- [7] DANG D N M, HONG C S, LEE S, et al. An efficient and reliable MAC in VANETs[J]. IEEE Communications Letters, 2014, 18(4): 616-619.
- [8] YOO H, KIM D. Dynamic channel coordination schemes for IEEE 802.11p/1609 vehicular networks: a survey[J]. International Journal of Distributed Sensor Networks, 2013, 9: 923.
- [9] LIANG L, WEIWEI X, LIANFENG S. An adaptive multi-channel mac protocol with dynamic interval division in vehicular environment[Z]. 20092534-2537.
- [10] YOO H, KIM J, KIM D. A dynamic safety interval protocol for VANETs[Z]. ACM, 2012209-214.
- [11] CAMPOLO C, MOLINARO A, VINEL A, et al. Modeling prioritized broadcasting in multichannel vehicular networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2012, 61(2): 687-701.
- [12] SHI C, DAI X, LIANG P, et al. Adaptive access mechanism with optimal contention window based on node number estimation using

multiple thresholds[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2012, 11(6): 2046-2055.

- [13] AL-SULTAN S, AL-DOORI M M, AL-BAYATTI A H, et al. A comprehensive survey on vehicular ad hoc network[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2014, 37: 380-392.
- [14] HAN C, DIANATI M, TAFAZOLLI R, et al. A novel distributed asynchronous multichannel MAC scheme for large-scale vehicular ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2012, 61(7): 3125-3138.
- [15] LIU K, GUO J, LU N, et al. RAMC: a RSU-assisted multi-channel coordination MAC protocol for VANETs[J]. IEICE Transactions on Communications, 2011, 94(1): 203-214.
- [16] OMAR H A, ZHUANG W, LI L. VeMAC: a TDMA-based MAC protocol for reliable broadcast in VANETs[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2013, 12(9): 1724-1736.
- [17] LASOWSKI R, GSCHWANDTNER F, SCHEUERMANN C, et al. A multi channel synchronization approach in dual radio vehicular ad-hoc networks[Z]. 201111-5.
- [18] HAFEEZ K A, ZHAO L, MA B, et al. Performance analysis and enhancement of the DSRC for VANET's safety applications[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2013, 62(7): 3069-3083.
- [19] BRONSTED J, KRISTENSEN L M. Specification and performance evaluation of two zone dissemination protocols for vehicular ad-hoc networks[Z]. 200668-79.
- [20] WEGENER A, HELLBRUECK H, FISCHER S, et al. AutoCast: an adaptive data dissemination protocol for traffic information systems[Z]. 20071947-1951.
- [21] IEEE 1609.3-2014. IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environments(WAVE)-Network Systems Corrigendum 2: Miscellaneous Corrections[S]. 2014.
- [22] SOU S I. Modeling emergency messaging for car accident over dichotomized headway model in vehicular ad-hoc networks[J]. IEEE Transactions on Communications, 2013, 61(2): 802-812.

作者简介：



宋彩霞 (1977-), 女, 山东即墨人, 青岛农业大学讲师, 主要研究方向为车联网安全通信协议、信道资源分配、拥塞控制。



谭国真 (1960-), 男, 黑龙江齐齐哈尔人, 博士, 大连理工大学教授、博士生导师, 主要研究方向为物联网、车联网、智能交通控制、无线通信技术。



丁勇 (1978-), 男, 辽宁沈阳人, 博士, 大连理工大学副教授, 主要研究方向为物联网、智能交通、实时嵌入式系统与移动通信技术等。



步俊凌 (1989-), 男, 江苏丹阳人, 主要研究方向为计算机网络、车联网、通信标准原型与仿真。



张福新 (1981-), 男, 山东莱州人, 大连理工大学博士生, 主要研究方向为车联网安全通信协议。



刘明剑 (1984-), 男, 辽宁大连人, 大连理工大学博士生, 主要研究方向为车联网环境下车辆安全预警技术。