

车载自组织网络中 RSU 协调的多信道 MAC 协议

宋彩霞^{1,2}, 谭国真¹, 丁男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)

摘 要: 提出了一种车载自组织网络中路侧单元 (RSU, road side unit) 协调的多信道 MAC (RMM, RSU-coordinated multichannel MAC) 协议, 以支持非安全 (如运输效率、娱乐应用等) 消息的高效传输。在路侧单元的协调下, 节点有更多机会在控制信道上进行预约, 以实现服务信道上无竞争的传输。同时, RMM 协议支持在整个同步间隔内传输服务分组, 从而提高了服务信道的饱和吞吐量和利用率, 并减少了时延。与现有的其他协议相比, 仿真结果证实了所提协议的优越性。

关键词: 车载自组织网; 多信道 MAC; 路侧单元; 吞吐量与时延; 信道利用率; 同时传输

中图分类号: TP393

文献标识码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-436x.2018233

RSU-coordinated multichannel MAC protocol in vehicular ad hoc network

SONG Caixia^{1,2}, TAN Guozhen¹, DING Nan¹

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

Abstract: A road side unit (RSU)-coordinated multichannel media access control (MAC) (RMM) protocol was proposed in vehicular ad hoc network, which aimed to improve the transmission efficiency of non-safety messages. Under the coordination of RSU, nodes had more opportunities to make SCH reservations on control channel, and the contention-free message transmissions were thus realized. The proposed RMM protocol could use the service channel during the whole synchronization interval for non-safety message transmissions, and thus the saturated network throughput and channel utilization were improved, and the transmission delay was reduced. Compared with other existing protocols, extensive analysis and simulation results demonstrate the superiority of the RMM protocol.

Key words: vehicular ad hoc networks, multichannel MAC, road side unit, throughput and delay, channel utilization, synchronous transmission

收稿日期: 2018-01-29; 修回日期: 2018-05-16

通信作者: 宋彩霞, cassiesong@mail.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基金资助项目 (No.DUT15QY02); 教育部在线教育研究中心在线研究基金 (全通教育) 2017 年一般课题基金资助项目 (No.2017YB135); 山东省高等学校科学技术计划基金资助项目 (No.J17KA154); 山东省应用型人才培养特色名校建设工程校级精品课程基金资助项目 (No.XJP2013032); 青岛农业大学校级教学研究基金资助项目 (No.XJG2016056); 青岛农业大学实验技术研究课题基金资助项目 (No.SYJK16-13)

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 Central University Basic Business Expenses Special Funding for Scientific Research Project (No.DUT15QY02), Online Research Fund of Ministry of Education Research Center for Online Education (No.2017YB135), Project of Shandong Province Higher Educational Science and Technology Program (No.J17KA154), Project of Shandong Province Feature Prestigious Construction-College Quality Course (No.XJP2013032), Teaching Research Project of Qingdao Agricultural University (No.XJG2016056), Experimental Technology Research Project of Qingdao Agricultural University (No.SYJK16-13)

1 引言

车载自组织网络 (VANET, vehicular ad hoc network) 将在未来的智慧城市中发挥越来越重要的作用, 是智能交通系统 (ITS, intelligent transportation system) 的重要组成部分^[1]。VANET 除了可以提供道路安全应用 (如紧急刹车、合作碰撞警告等) 外, 还可以为用户提供各种非安全应用, 包括运输效率 (如交通灯最优控制、交通疏导等) 和信息/娱乐应用 (如多媒体下载、多人移动游戏等)^[2-3]。车载网络最有希望的应用之一就是非安全应用, 可以应用具有增加车载自组织网络成功的机会, 并加速车载自组织网络市场渗透的巨大潜力^[4-6]。

非安全应用需要较多的带宽来满足应用的高吞吐量 (如多媒体下载、在线视频等) 以及接近实时 (如 IP 语音通话、多人在线游戏等) 的低传输时延需求。无线接入车辆环境 (WAVE, wireless access in vehicular environment)^[7] 是专门为 VANET 设计的协议, 包括 IEEE 802.11p^[8] 和 IEEE 1609.4^[9] 协议。WAVE 把在 5.9 GHz 频带附近的 75 MHz 带宽分为 7 个信道: 一个控制信道 (CCH, control channel) 和 6 个服务信道 (SCH, service channel), IEEE 1609.4 协议规定了多信道操作。在 IEEE 1609.4 协议中, 时间被分为一个个的同步间隔 (SI, synchronization interval), 每个同步间隔长度是 100 ms。一个同步间隔又被分为一个 50 ms 的 CCH 间隔 (CCHI, control channel interval) 和一个 50 ms 的 SCH 间隔 (SCHI, service channel interval)。节点周期性地地在 CCH 间隔与 SCH 间隔之间交替切换。在 CCH 间隔中, 所有的节点都在 CCH 上发送或接收安全消息和控制消息, 如 WAVE 服务广告 (WSA, WAVE service announcement), 而在 SCH 上的任何通信必须冻结。在 SCH 间隔中, 节点可以切换到特定的服务信道上执行非安全消息的传输。节点周期性地地在 CCH 与 SCH 之间切换, 可以使 VANET 同时支持安全应用与非安全应用, 从而不会错过重要信息^[1,10]。

现有研究表明, IEEE 802.11p 的基于竞争的接入方式以及定义在 IEEE 1609.4 的媒体访问控制 (MAC, media access control) 协议中的固定的信道切换方式具有以下缺陷^[1,10-13]。

1) CCH 间隔和 SCH 间隔之间的固定切换导致 CCH 与 SCH 的带宽资源的利用率低, 利用率不超

过 50%。

2) CCH 上基于竞争的信道访问机制, 使安全消息的传输占用了较多时间, 留给 SCH 预约的时间较少, 进一步降低了 SCH 的信道利用率。

3) 定长的 CCH 间隔 (50 ms) 与 SCH 间隔 (50 ms) 不能很好地适应动态变化的网络负载情况。

4) SCH 上基于竞争的 MAC 访问机制, 使 SCH 吞吐量的提升有限。

针对上述问题, 本文提出了一种路侧单元 (RSU, road side unit) 协调的多信道 MAC (RMM, RSU-coordinated multichannel MAC) 协议, 主要用来提高非安全应用的吞吐量, 降低其传输时延。在 RMM 协议中, 节点利用 WSA 在 CCH 上进行服务信道预约, 使非安全消息在 SCH 上实现无竞争的传输。另一方面, 非安全消息在整个同步间隔期间都可以进行传输, 因此, 系统吞吐量以及 SCH 利用率大大提高。RMM 协议的优势如下。

1) 节点在 CCH 上进行服务信道预约, 从而非安全消息可以在 SCH 上进行无竞争的传输, 极大地提高了传输成功的机会。

2) RMM 协议在 RSU 的协调下, 利用较少的时间传输安全消息, 从而留出更多的时间给 WSA 进行服务信道协调与预约。节点预约与协调的机会增多, 成功预约的数量增加。

3) 节点可以在整个同步间隔进行非安全消息传输, 大大提高了系统吞吐量以及信道利用率。

2 相关工作

目前, 国内外有许多来自学术界和工业界的研究人员正在研究解决 IEEE 1609.4 协议的固有问题。许多学者提出了一些改进的信道切换方案^[1,10,13-15]。Wang 等^[14]提出了一种 CCH 间隔 (VCI, variable CCH interval) 可变的方案, 根据交通流密度来动态调整 CCH 间隔, 在确保安全消息及时传输的前提下, 提高了非安全消息的饱和和吞吐量。文献[10]提出了一种自适应的多优先级分布式多信道 (APDM, adaptive multi-priority distributed multichannel) MAC 协议。APDM MAC 协议分别采用一维马尔可夫链模型与二维马尔可夫链模型去建立具有高优先级的安全消息与具有低优先级的 WSA 消息的退避过程, 优化 CCH 间隔, 提高饱和与非饱和条件下的服务信道吞吐量。对来自应用层的不同类型的消息进行实时统计, 并预测出最优 CCH 间隔。文献[1]

除了采用跨层方法来确保 CCH 上安全消息的及时、可靠传输以外,还提高了服务信道的吞吐量。Kim 等^[15]提出了一种协调的多信道 MAC (C-MAC, coordinated multichannel MAC) 协议。在 RSU 协调下, C-MAC 可以降低安全消息的冲突概率与传输时间,提高服务信道的饱和吞吐量。然而,以上提出的几种改进的多信道切换方案(协议),当节点在 CCH 上工作时,所有的 SCH 都处于空闲状态,从而使 SCH 利用率较低。

实际上,许多多信道 MAC 协议都存在 SCH 利用率低的问题^[11-12]。存在这种问题有两个原因:1) 节点有很少时间或几乎没有时间在 CCH 上执行服务信道预约;2) 当节点在 CCH 上进行安全消息传输时,所有 SCH 空闲。文献^[11,16]提出了时分复用的异步多信道 MAC 协议,将 50 ms 的 CCH 分为一定数量的时隙,允许安全消息可以随时接入信道,其他消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 CCH 上安全消息的冲突概率。当节点在 CCH 上汇聚时,其他节点可以利用 SCH 资源进行非安全数据传输,从而提高了 CCH 与 SCH 资源利用率。然而,在以上两种协议中,安全消息的传输仍然采用基于竞争的方式,可能需要较多的时间进行安全消息的传输,尤其是在交通流密度高的情况下,最终留给节点进行服务信道预约的时间与机会较少, SCH 的利用率仍然有待提高。通过分配不同时隙给不同方向上的车辆,文献^[17]提出了一种车载自组织网络 MAC (VeMAC, vehicular network MAC) 协议。VeMAC 协议采用双无线电收发器来进行信息传输。收发器 I 总是驻留在 CCH 上进行安全消息传输时隙与服务信道传输时隙预约,收发器 II 根据需要在多个 SCH 之间切换。安全消息采用无竞争的时分多址 (TDMA, time division multiple access) 机制传输,从而确保了安全消息的及时、可靠传输与服务信道高吞吐量的需求。但是,由于 VeMAC 协议采用分布式方式进行安全消息传输时隙的预约,节点需要交换额外的信息,因此节点需要较多的时间进行安全消息时隙预约,留给服务信道预约的时间较少,最终服务信道上的吞吐量的提高仍可能是有限的。Boban 等^[18]提出了一种车载自组织网络环境下的基于服务驱动的多信道操作 (SAMCO, service-actuated multi-channel operation) 协议。SAMCO 协议采用双无线电收发器来进行信息传输。收发器 I 始终在 CCH 上负责发送安全相关

的消息以及进行服务信道的预约,收发器 II 在不同的 SCH 上进行切换。SAMCO 协议可以支持不同服务(非安全应用)分组的优先级传输,通过降低或阻止低优先级服务分组的传输,实现服务信道的拥塞控制,以此来确保高优先级服务分组的连续传输,提高服务信道的吞吐量。但是,收发器 I 在 CCH 上无论传输安全消息还是进行服务信道预约都采用载波监听多路访问/冲突避免 (CSMA/CA, carrier sense multiple access/collision avoidance) 机制,这是一种竞争的消息传输机制,因此,安全消息的传输时间比较长,尤其是在高密度车载自组织网络环境下,留给服务信道预约的时间就很少,最终服务信道的吞吐量的提高仍可能是有限的。

3 RSU 协调的多信道媒体访问控制协议

本文提出了一种 RSU 协调的多信道 MAC 协议——RMM 协议,主要用来提高非安全应用的吞吐量,降低其传输时延。在 RMM 协议中,假设每辆车配备两个收发器(两个收发器的成本与汽车本身的成本相比,实际上是微不足道的):收发器 I 总是在 CCH 上,收发器 II 可以在多个 SCH 上切换。协调世界时间 (UTC, coordinated universal time)^[9] 机制被全球定位系统 (GPS, global position system) 用于所有车辆之间的时间同步。在 CCH 上,节点不仅可以传输安全消息以及 WSA 消息,还可以进行信道协调与分配。节点在 CCH 上进行消息传输的同时,可以在 SCH 上进行非安全消息的传输。RMM 协议的多信道框架如图 1 所示。

3.1 RMM 协议

由图 1 可知,时间被分为一个个大小为 100 ms 的同步间隔。在 CCH 上每个同步间隔包含两个间隔^[19]:安全间隔与 WSA 间隔。安全间隔用来进行安全消息传输与车辆确认,WSA 间隔用来进行服务信道协调与分配。安全间隔又进一步分为无竞争间隔 (CFI, contention-free interval) 与车辆确认间隔 (VII, vehicle identification interval)。每个同步间隔开始于无竞争间隔 CFI,这期间,在一个保护间隔之后,RSU 发送一个协调与长度信息 (CLI, coordination and length information) 数据分组,随后节点在自己的传输时隙中发送安全消息(如紧急消息或周期性信标)。CLI 数据分组包含了每个被 RSU 确认了的节点和它们在 CFI 中用来传输安全消息的时隙,以及 T_{CFI} 、 T_{VII} 和 T_{WI} 的值,其中, T_{CFI} 、

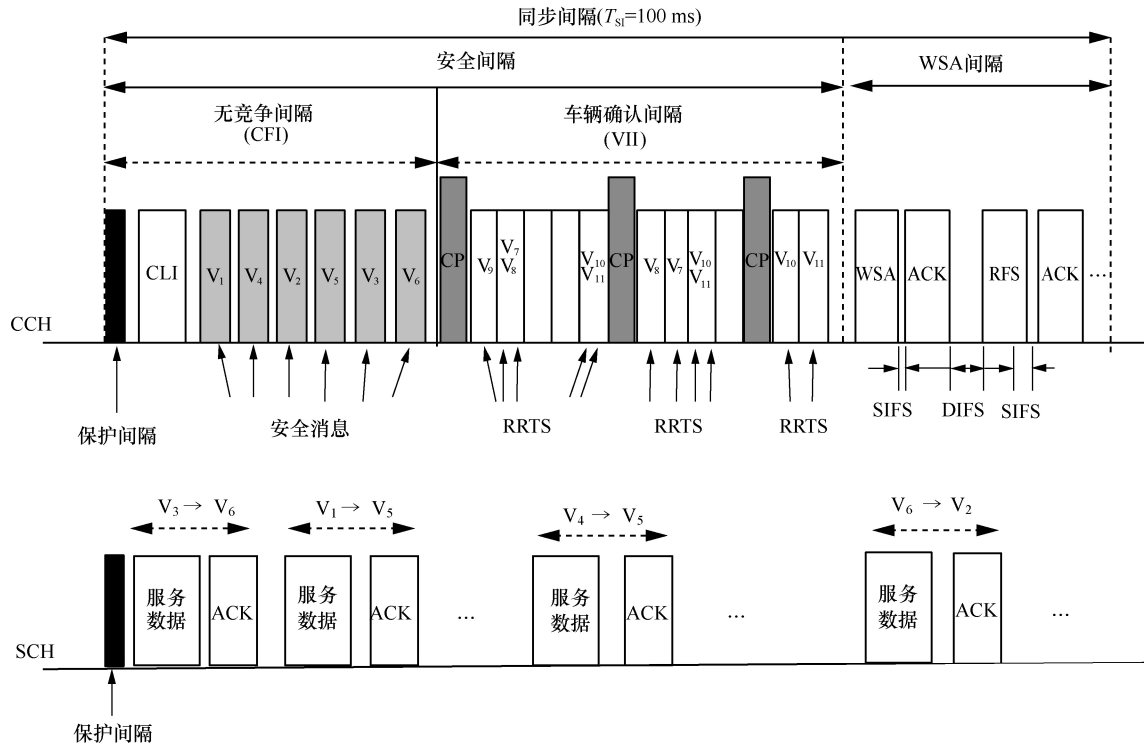


图 1 RMM 协议的多信道框架

T_{VII} 和 T_{WI} 分别代表无竞争间隔 CFI 的持续时间、车辆确认间隔 VII 的持续时间和 WSA 间隔的持续时间。为了确保 CLI 分组被可靠地投递，每个 CLI 分组被广播两次，节点收到 CLI 数据分组后就知道自己在 CFI 的传输时隙。在接下来的车辆确认间隔 VII 中，新到的车辆按照动态帧时隙 ALOHA(DFSA, dynamic framed slotted ALOHA) [19-20] 获得一个在 CFI 中用来传输安全消息的时隙。在 WSA 间隔，节点采用 CSMA/CA 机制为下一个同步间隔中非安全消息的传输进行服务信道协商与预约。节点成功协商后，在下一个同步间隔，服务提供者与服务用户就转到相应的 SCH 进行非安全消息的传输。

当 RSU 数量较少或 RSU 部署比较稀疏，甚至在某一些偏远的地方 RSU 的个数为 0 的场景下，为了确保协议的正常运行，RMM 协议采用如下工作方式：每个车辆节点维护一个邻居用户表 (NL, neighboring list) 用来存储一跳邻居节点车辆的 MAC 地址。当车辆连续两个同步间隔内没收到 RSU 发送来的消息时，节点认为已经离开 RSU 的覆盖范围，或周围没有可用的 RSU。节点就检查自己维护的邻居用户表，具有最小 MAC 地址的节点被选为首领，执行 RSU 的功能。因为在 WSA 间隔期间，服务提供者/用户广播的 WSA/RFS 分组中，包

含了节点的 MAC 地址，因此每个节点很容易获得周围一跳邻居节点的 MAC 地址，并将其记录在邻居用户表 NL 中。从 NL 中，节点知道自己的 MAC 地址是否是最小的。如果一个节点的 MAC 地址是最小的，它就执行 RSU 功能，在车辆确认间隔 VII 中为新来的车辆分配一个在 CFI 中用来传输安全消息的时隙，然后在每个同步间隔的开始，广播 CLI 数据分组。

3.2 服务信道选择与预约方案

如表 1 所示，每个节点维护一个 SCH 使用表 (SUL, SCH usage list)。SUL 存储了节点在接下来的同步间隔中可用的 SCH 以及其上的时隙 (slot) (注意：这里的一个时隙，指的是在 SCH 上成功传输一个非安全分组所用的时间)。根据 SUL，节点使用两路 WSA/请求服务 (RFS, request for service) 握手来协商预约下一个同步间隔的 SCH。每个服务提供者发送一个 WSA 数据分组，其中包含服务信息、所选的 [SCH, slot] 以及其他信息 [9]。当节点有非安全消息传递时，将根据自己的 SUL 选择 [SCH, slot]，然后在 WSA 间隔期间，采用 CSMA/CA 机制竞争 CCH 用来传输 WSA 消息。当接收方收到想要的 WSA 消息时，就检查自己的 SUL 表，如果 [SCH, slot] 可用，就向发送方发送一个确认 (ACK) 分组，

否则发送一个非确认 (NACK) 分组。每个服务用户还可以主动发起服务请求, 通过发送一个 RFS 分组给服务提供者, RFS 分组中包含了选中的 [SCH, slot]。为了确保 SCH 的负载均衡, 节点每次都会选择包含最多可用传输时隙的 SCH。如果多个 SCH 可用, 发送者优先选择自己最近一次使用过的 SCH。由于收发器 I 总是检测与监视 CCH, 因此多信道隐藏终端问题^[19]和丢失接收端问题^[21]可以避免。

表 1 节点的 SCH 使用表 (SUL)

SCH	可用的时隙
1	1, 5, 7
2	2, 6, 8
3	1, 3, 4
4	3, 5, 8
5	3, 6
6	2, 4, 7

4 模型分析

本节采用一个分析模型来分析提出的 RMM 协议的吞吐量与传输时延。真实的无线网络受很多

因素影响。在本文研究中, 给出一个易于处理且合理的模型来表征提出的 RMM 协议性能, 给出以下假设。1)理想的信道条件。也就是没有信道衰落引起的数据位错误, 没有隐藏终端问题, 没有捕获效应, 数据分组传输失败只由冲突引起。2)饱和的网络流。也就是在 WSA 间隔内, 每个节点成功预约后都有可用的 WSA 或 RFS 分组进行下一次预约。3) 在 SCH 上每次传输的数据分组具有相同的大小。意味着每个数据分组在 SCH 上占有相同大小的时隙。4) 每个分组的传输概率与冲突概率是独立的。

4.1 吞吐量

本文建模了一个二维的马尔可夫链来分析数据分组的传输概率。此马尔可夫链是从文献[10,22]演化来的, 如图 2 所示。

令 $s(t)$ 和 $b(t)$ 表示一个随机过程, 分别代表 WSA/RFS 数据分组在时间 t 的退避阶段与退避计数器值。令 $W_i (i \in [0, m])$ 表示在第 i 次退避阶段的竞争窗口 (CW, contention window) 值。在节点的第一次传输企图, CW 被设为最小值 W_0 。当检测到冲突时, 在 m' 个退避阶段内, 节点的 CW 加倍并开始重传。在剩下的 $(m-m')$ 退避阶段中, CW 值保持不变。

$$\text{令 } b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} \{s(t) = i, b(t) = k\}, 0 \leq i \leq m,$$

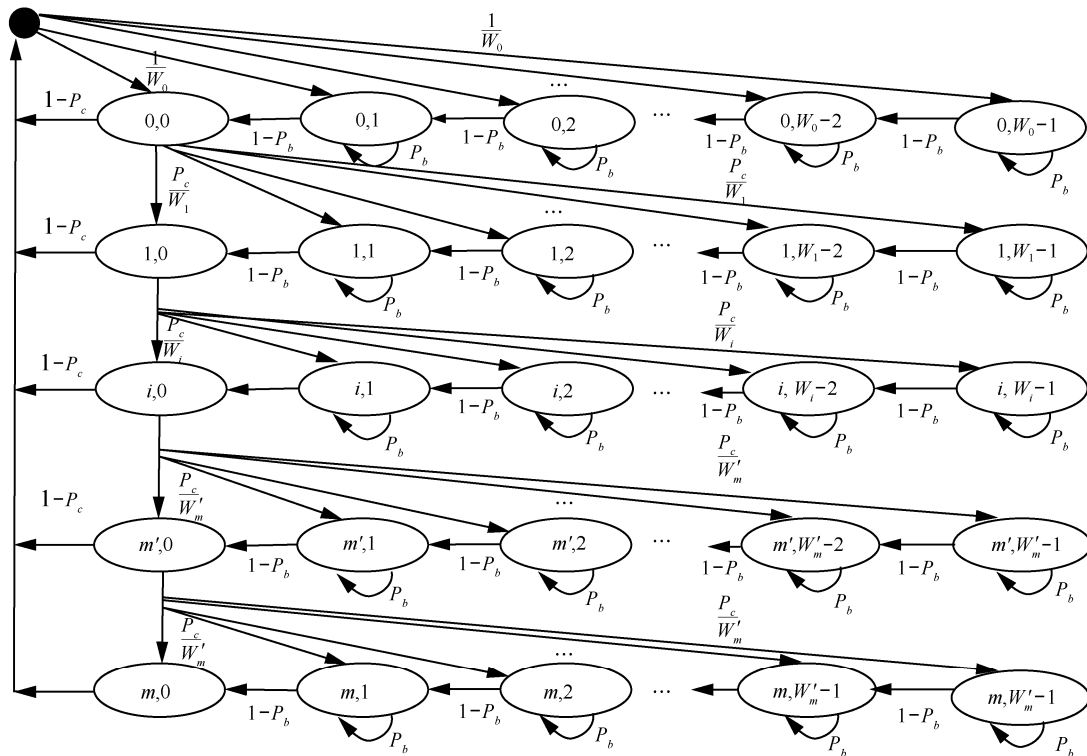


图 2 WSA/RFS 数据分组退避的二维马尔可夫链模型

$0 \leq k \leq W_i - 1$, 表示图 2 中马尔可夫链的稳态分布, 令 P_b 与 P_c 分别表示退避过程中节点检测到一个信道时隙为忙的概率与节点冲突概率。

定理 1 一个节点在任意一个时隙中传输一个 WSA 分组或 RFS 分组的稳态概率 τ 为 $\tau = (1 - P_c^{m+1}) \frac{b_{0,0}}{1 - P_c}$ 。

证明 根据图 2 所示的马尔可夫链状态之间的转移特点, 可以得到

$$b_{i-1,0} P_c = b_{i,0} \rightarrow b_{i,0} = P_c^i b_{0,0}, \quad 1 \leq i \leq m \quad (1)$$

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i(1 - P_b)} b_{i,0}$$

$$= \begin{cases} \frac{2^i W_0 - k}{2^i W_0(1 - P_b)} b_{i,0}, & 0 \leq i \leq m', 1 < k \leq W_i - 1 \\ \frac{2^{m'} W_0 - k}{2^{m'} W_0(1 - P_b)} b_{i,0}, & m' < i \leq m, 1 < k \leq W_i - 1. \end{cases} \quad (2)$$

通过对稳态分布施以正规化条件, 可以得到

$$1 = \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k}$$

$$= \sum_{i=0}^m b_{0,0} P_c^i + \sum_{i=0}^m \sum_{k=1}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i(1 - P_b)} b_{i,0} \quad (3)$$

利用式(1)~式(3), 可以得到

$$\frac{1}{b_{0,0}} = \begin{cases} \frac{1}{2(1 - P_b)} \left(\frac{(1 - (2P_c)^{m+1})W_0}{1 - 2P_c} - \frac{1 - P_c^{m+1}}{1 - P_c} \right) + \frac{1 - P_c^{m+1}}{1 - P_c}, & m \leq m' \\ \frac{1}{2(1 - P_b)} \left(\frac{2^{m'} W_0 (P_c^{m'+1} - P_c^{m+1}) - 1 + P_c^{m+1}}{1 - P_c} + \frac{(1 - (2P_c)^{m'+1})W_0}{1 - 2P_c} \right) + \frac{1 - P_c^{m+1}}{1 - P_c}, & m > m' \end{cases} \quad (4)$$

从而, 传输概率 τ 可以表示为

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \sum_{i=0}^m P_c^i b_{0,0} = \frac{1 - P_c^{m+1}}{1 - P_c} b_{0,0} \quad (5)$$

其中, $b_{0,0}$ 可以从式(4)中获得。证毕。

定理 2 节点执行一次服务信道预约, 所需要的平均时间为 $T_{reser} = \frac{[(1 - P_{tr})\sigma + P_s P_{tr} T_s + (1 - P_s) P_{tr} T_c]}{P_s P_{tr}}$ 。

证明 在 WSA 间隔期间, CCH 上的系统归一化吞吐量为^[22]

$$S_{wl} = \frac{P_s P_{tr} L_{wsa}}{(1 - P_{tr})\sigma + P_s P_{tr} T_s + (1 - P_s) P_{tr} T_c} \quad (6)$$

其中, L_{wsa} 、 σ 、 T_s 和 T_c 分别代表平均一个 WSA 分组的负载大小、一个空闲的系统时隙长度、信道由于数据分组成功传输而忙的时间长度和信道由于数据分组冲突而忙的时间长度。在任意选择一个系统时隙中, 数据分组成功发送的概率 P_s 、信道忙概率 P_{tr} 的计算式^[22]分别为

$$\begin{cases} P_s = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{1 - (1 - \tau)^n} \\ P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n \end{cases} \quad (7)$$

其中, n 代表 RSU 覆盖范围内节点的数量。式(6)的分母代表平均一个系统时隙的长度, 其计算考虑到了系统中的一个时隙: 1) 为空闲时隙的概率为 $(1 - P_{tr})$; 2) 包含一个成功传输的概率为 $P_s P_{tr}$; 3) 包含一个冲突的概率为 $(1 - P_s) P_{tr}$ 。

因为在 WSA 间隔中节点利用 WSA 数据分组采用单播形式进行服务信道预约。因此, T_s 和 T_c 的计算式分别为

$$\begin{cases} T_s = T_{wsa} + T_{ack} + 2\delta + T_{sifs} + T_{difs} \\ T_c = T_{wsa} + \delta + T_{difs} \end{cases} \quad (8)$$

其中, T_{wsa} 、 T_{ack} 、 T_{sifs} 、 T_{difs} 和 δ 分别代表传输一个 WSA 数据分组 (包含了物理层的分组头) 的时间、传输一个确认分组 (ACK) 的时间、一个短帧间间隔 (SIFS, short inter frame space) 时间、分布式帧间间隔 (DIFS, distributed inter frame space) 时间和传播时延。为了简化, 约定 WSA 数据分组与 RFS 数据分组具有相同的大小。

现在把式(6)的分子与分母都除以 $P_s P_{tr}$ 后, 可以得到

$$S_{wl} = \frac{L_{wsa}}{\left[\frac{(1 - P_{tr})\sigma + P_s P_{tr} T_s + (1 - P_s) P_{tr} T_c}{P_s P_{tr}} \right]} \quad (9)$$

式(9)的分母表示成功传输一个 WSA 数据分组平均需要的时间, 也就是在进行服务信道预约时, 每成功预约一次平均需要的时间。证毕。

为了计算服务信道上的饱和吞吐量, 特定义如下变量。

1) 令 T_{saslot} 与 T_{SI} 分别表示传输一个安全相关数据分组的时间与一个同步间隔的时间。根据图 1

可知, 有

$$\begin{cases} T_{SI} = T_{CFI} + T_{VII} + T_{WI} \\ T_{CFI} = 2T_{CLI} + nT_{SaSlot} \end{cases} \quad (10)$$

其中, T_{CLI} 代表传输一个 CLI 数据分组的时间, 根据文献[19], T_{CLI} 取值为 0.8 ms。在一个同步间隔内, RSU 覆盖范围内新到达的节点数量 n_{new} 为

$$n_{new} = 2MV_{avg}\beta T_{SI} \quad (11)$$

其中, M 、 V_{avg} 和 β 分别代表高速路上每个方向的车道数量、车辆的平均速度、车辆在道路上的平均密度(注: 车辆的速度与平均密度均服从均匀分布)。

根据文献[19]中的算法 1, T_{VII} 的计算式为

$$T_{VII} = L_{total}T_{rts} + m''T_{cp} \quad (12)$$

其中, L_{total} 、 T_{rts} 、 T_{cp} 和 m'' 分别代表总帧(不同于 MAC 层与物理层的帧概念, 此处的一帧是 RSU 根据 DFSA 概念进行车辆确认一次的时间^[19])长度、传输一个预约请求发送(RRTS, reservation request to send)数据分组的时间、传输一个协调分组(CP, coordination packet)的时间以及一个节点在被 RSU 确认之前必须经历的轮数^[19]。

2) 令 N_{sch} 代表在车载自组织网络中可用的服务信道数目。

3) 令 G_1 代表在 CCH 上的 WSA 间隔中, 节点可以预约的服务信道总数量。 G_2 代表在一个同步间隔中, 节点在所有的服务信道上可以用来传输非安全数据分组的时隙总数。因此, 有

$$G_1 = \frac{T_{WI}}{T_{reser}} = \frac{T_{WI}P_sP_{tr}}{(1-P_{tr})\sigma + P_sP_{tr}T_s + (1-P_s)P_{tr}T_c} \quad (13)$$

$$G_2 = \frac{N_{sch}T_{SI}}{T_{data}} \quad (14)$$

其中, T_{data} 代表在服务信道上传输一个非安全数据分组的时间, T_{data} 的计算式为

$$T_{data} = T_{difs} + T_h + T_{da} + T_{sifs} + T_{ack} + 2\delta \quad (15)$$

其中, T_h 是传输一个数据分组头的时间开销, 包含 MAC 层分组头与物理层分组头; $T_{da} = \frac{L_{data}}{R_d}$ 代表传输一个非安全分组负载 L_{data} 的时间, R_d 表示信道传输速率。

4) 令 S_{data} 代表在 N_{sch} 个服务信道获得的非安全数据分组的总吞吐量。服务信道上吞吐量的获得包含以下两种情形。

①当 $G_1 \leq G_2$ 时, 意味着在 CCH 上的 WSA 间隔内, 每成功进行一次服务信道预约, 总有可用的服务信道, 也就是只要 WSA 数据分组与 ACK 数据分组交换成功, 相应的非安全数据分组就可以在服务信道上投递成功。这种情形中 CCH 成为了性能瓶颈, 服务信道没有被充分利用。

②当 $G_1 > G_2$ 时, 由于可用的服务信道数量有限, WSA 数据分组与 ACK 数据分组交换成功并不意味着非安全数据分组总能在服务信道上成功投递。这种情形中服务信道成为了性能瓶颈。

基于以上两种情形, 最终在 SCH 上获得的非安全数据分组的总吞吐量可以表示为

$$S_{data} = \begin{cases} \frac{G_1 L_{data}}{T_{SI}}, G_1 \leq G_2 \\ \frac{G_2 L_{data}}{T_{SI}}, G_1 > G_2 \end{cases} = \begin{cases} \frac{T_{WI}P_sP_{tr}}{[(1-P_{tr})\sigma + P_sP_{tr}T_s + (1-P_s)P_{tr}T_c]} \frac{L_{data}}{T_{SI}}, G_1 \leq G_2 \\ \frac{N_{sch}L_{data}}{T_{data}}, G_1 > G_2 \end{cases} \quad (16)$$

4.2 传输时延

数据的传输时延是从数据在 CCH 的 WSA 间隔中竞争预约开始到数据在服务信道上成功传输为止的时间间隔。图 3 给出了数据传输时延的模型。传输时延包含 3 个部分: 在 WSA 间隔中的时延、在 SCH 上的时延和数据在 SCH 上成功传输之前所经历的同步行间隔。由于节点在 CCH 上的预约以及在 SCH 上的传输是随机的, 因此, 在 WSA 间隔中的时延以及在 SCH 上的传输时延可以近似为每个时间间隔的一半, 即分别为 $\left(\frac{T_w}{2}\right)$ 和 $\left(\frac{T_{SI}}{2}\right)$ 。

在数据成功传输之前经历的同步行间隔的个数是时延的主要部分, 这是因为相比于其他两个部分的时延来说, 这部分时延相对较长。如果一个节点没有在 WSA 间隔内成功预约服务信道, 那么这个节点就不能在下一个同步间隔内在 SCH 上传输数据, 或一个节点的数据分组没有时间或机会在 SCH 上传输, 这个节点就必须等待下一个同步间隔重新预约。如果一个节点连续几个同步间隔都没有成功预约或没有机会在 SCH 上投递数据, 那么这个节点就必须等待几个同步间隔。传输时延可以通过在

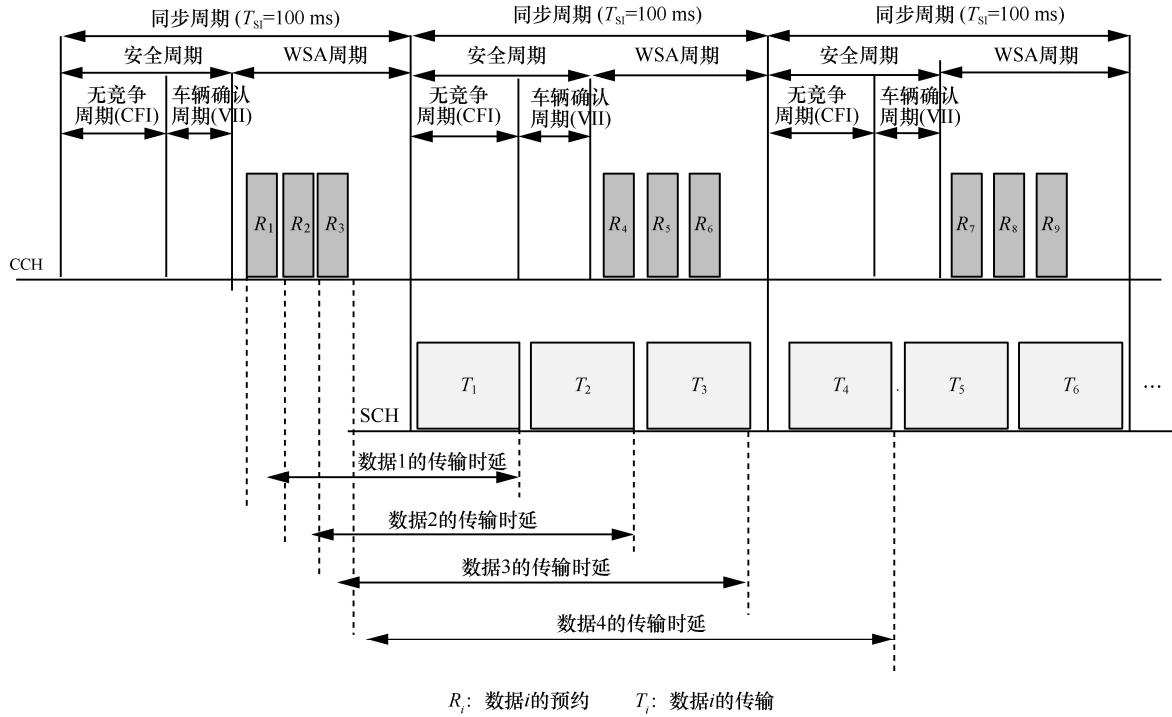


图 3 数据传输时延模型

一个同步间隔内每个节点平均成功传输服务分组的个数来计算获得。令 ζ 代表在一个同步间隔内每个节点平均成功传输数据分组的个数，则有

$$\zeta = \frac{n_{succ}}{n} \quad (17)$$

其中， n_{succ} 代表在一个同步间隔内成功传输的非安全分组的个数，则有

$$n_{succ} = \min(G_1, G_2) \quad (18)$$

令 T_{delay} 代表总的传输时延，则有

$$\begin{aligned} T_{delay} &= \frac{T_{Wl}}{2} + \left(\frac{1}{\zeta} - 1\right) T_{Sl} + \frac{T_{Sl}}{2} \\ &= \frac{T_{Wl}}{2} + \left(\frac{1}{\zeta} - \frac{1}{2}\right) T_{Sl} \end{aligned} \quad (19)$$

5 模型验证与性能评估

5.1 对比协议

本文将提出的 RMM 协议的性能与以下协议(方案)进行比较。

1) IEEE 1609.4 协议^[9]

该协议默认多信道协议具有固定的 CCH 间隔 (50 ms) 和 SCH 间隔 (50 ms)。在 CCH 间隔期间，所有节点采用 CSMA/CA 机制执行信道访

问，传输安全消息或 WSA 消息。在 SCH 间隔期间，节点切换到相应的 SCH 上传输服务分组 (非安全消息)。

2) 可变的 CCH 间隔 (VCI, variable CCH interval) 方案^[14]

VCI 方案根据系统中节点的数量，提供足够的间隔长度给安全间隔。并根据系统中节点数量动态调节 CCH 间隔长度，在确保安全消息及时可靠传输的基础上，最大化服务信道饱和吞吐量。

3) 协调的多信道 MAC (C-MAC, coordinated multichannel MAC) 协议^[15]

在 RSU 的协助下，C-MAC 协议能提供无竞争的安全消息广播，从而降低了安全消息传输的传输时间。通过优化 SCH 间隔，可以获得最大的饱和 SCH 吞吐量。

4) 专门为车载自组织网络设计的多信道 TDMA MAC (VeMAC) 协议^[17]

VeMAC 协议被认为是为 V2V 通信设计的最早的 TDMA MAC 协议。每个节点有两个收发器：收发器 I 总是调到 CCH 上去传输安全消息以及执行 SCH 预约，收发器 II 可以随意地切换到任何一个 SCH 去传输服务分组。VeMAC 协议工作在分布式方式下，从而每个节点需要交换额外的信息才能获得一个安全时隙去发送安全相关的消息^[17]。

根据协议，一个 VeMAC 数据分组大约 650 B（假设最大网络容量是 200 个节点），假设信道传输速率 $R_d=6$ Mbit/s，为了传输这个数据分组大约需要 $0.9\text{ ms}^{[17]}$ 。在下面的分析中，在 VeMAC 协议中定义的每一帧大小是 200 B。为了便于分析，每个节点在每个帧中总是能成功地执行 SCH 预约，并且每个服务提供者在一帧中只能成功预约一次 SCH，也就是传输一个服务分组。

注意：进行对比的 IEEE 1609.4^[9]、VCI^[14]协议和 C-MAC^[15]协议均采用单收发器进行通信，而本文提出的 RMM 协议采用的是双收发器进行通信。但是 IEEE 1609.4、VCI 和 C-MAC 这 3 种协议有一个共同的特点，当节点在 CCH 上传输安全消息或在 CCH 上进行 SCH 预约时，所有的 SCH 都处于空闲状态，SCH 资源没有被充分利用。实际上，对于单收发器来说，仔细设计节点在 SCH 上的传输时刻，可以实现当一些节点在 CCH 上传输安全消息的同时，另外一些节点可以在 SCH 上传输服务分组，以此实现安全消息的可靠传输与提高服务信道资源利用率的目的^[11,19]。本文提出的 RMM 协议，除了支持在整个同步间隔内传输服务分组之外，在路侧单元的协调下，节点有更多的时间与机会在 CCH 上进行 SCH 预约，在实现服务信道上无竞争的传输同时，进一步提高了服务信道的饱和吞吐量与利用率。因此，本文提出的 RMM 协议也与这 3 种协议进行了性能对比。

5.2 仿真场景

仿真平台采用网络仿真器 NS3，仿真场景是一个 6 km 长的高速公路，每个方向上有两个车道，每辆车都配备一个 GPS 与一个 WAVE 通信装置并配备两个收发器。所有的车辆既是服务提供者也是服务用户。仿真时间是 2 min，最后取每次仿真结果的平均值。在不同的交通密度场景下评估所提出的 RMM 协议，以确保协议的可扩展性、可靠性、有效性。仿真参数如表 2 所示。

5.3 仿真结果

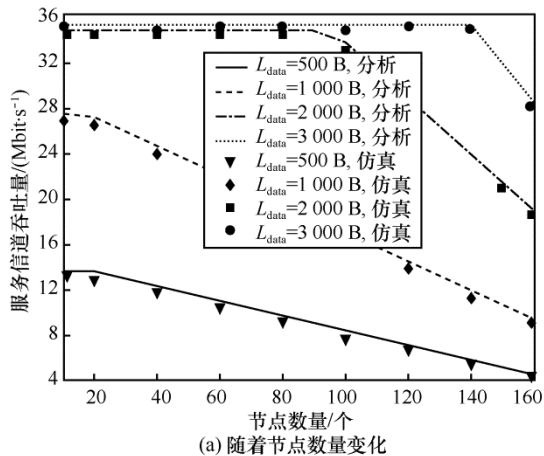
图 4 显示了服务信道上的饱和吞吐量随节点数量增长的变化以及随非安全分组长度增长的变化。

从图 4(a)可以看到，一方面，服务信道的饱和吞吐量（例如， $L_{\text{data}}=2\ 000\text{ B}$ 与 $L_{\text{data}}=3\ 000\text{ B}$ ）在开始时随着节点的增加一直保持最高值不变，随着节点的进一步增加吞吐量变小。出现这种现象的原因是当 $L_{\text{data}}=2\ 000\text{ B}$ 且节点数量小于 90 时，CCH 上

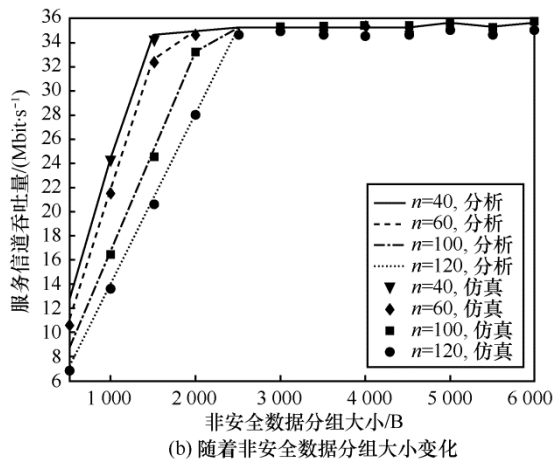
参数	仿真参数
CCH 数量	1
SCH 数量(N_{sch})	6
每条信道数据传输速率(R_d)/(Mbit·s ⁻¹)	6
RSU 覆盖范围(R)/m	300, 500
每方向车道数(M)	2
信道带宽/MHz	10
车辆密度(β)/(vehicles·m ⁻¹)	0.02~0.3
车速($[V_{\text{min}}, V_{\text{max}}]$)/(km·h ⁻¹)	[60, 100],[80, 120]
W_0	32
m'	5
m	10
MAC 头大小/bit	256
PHY 头大小/bit	192
WSA/RFS 分组负载($L_{\text{wsa}}/L_{\text{rfs}}$)/bit	216+PHY header
ACK 分组负载(L_{ack})/bit	128+PHY header
SIFS 长度(T_{sifs})/ μs	10
DIFS 长度(T_{difs})/ μs	50
空闲间隙长度(σ)/ μs	20
传播时延(δ)/ μs	1
传输一个 CLI 分组时间(T_{cli})/ms	0.8
传输一个 RRTS 分组时间(t_{rrts})/ μs	60
传输一个 CP 时间(T_{cp})/ μs	100
传输一个安全相关数据分组的时间(T_{saslot})/ms	0.4
安全消息的发送频率/Hz	10
非安全分组负载(L_{data})/B	1 000, 3 000
安全分组大小/B	200

竞争不激烈，每个节点在 CCH 上有足够的时间与机会进行服务信道预约，并且在服务信道上，节点也有足够的时间进行数据传输。这种情况下，服务信道是性能瓶颈，从而服务信道资源被充分利用。然而，随着节点的增多，在 CCH 上的竞争变得越来越激烈，导致 T_{reser} 变长而 WSA 间隔短缺，因此每个节点在 CCH 上有很少的机会与时间进行服务信道预约，成功预约的数量变小，最终服务信道吞吐量也变小。这种情况中 CCH 为性能瓶颈。因为具有较长负载的非安全分组的每次传输比短负载非安全分组传输可以携带更多的数据，所以可以获得较高的饱和吞吐量。另一方面，当 $L_{\text{data}}=500\text{ B}$ 或者 $L_{\text{data}}=1\ 000\text{ B}$ 时，随着节点的增加，服务信道的饱和吞吐量变小。原因有 3 个：1) 随着节点的增加，CCH

上的竞争越来越激烈,导致最终成功预约的服务信道数量(式(13)的 G_1)变小;2)如果数据分组具有较小的负载(相比于 $L_{data}=2\ 000\ B$ 与 $L_{data}=3\ 000\ B$),在一个同步间隔里面,服务信道上可以用来传输非安全分组的传输时隙(式(14)的 G_2)较多;3)当节点传输具有较小负载的数据分组时,每一次传输携带的数据量较少。因此,基于以上 3 个原因,最终导致 CCH 始终是性能瓶颈。



(a) 随着节点数量变化



(b) 随着非安全数据分组大小变化

图 4 服务信道吞吐量

从图 4(b)可以看出,随着数据分组的负载增大,服务信道上的饱和吞吐量先是增大,然后保持最高值不变,并且当 $L_{data} \geq 2\ 500\ B$ 时,不同节点具有相同的饱和吞吐量。这是因为,具有较大的数据分组负载的节点传输一次可以携带更多的数据,因此随着数据分组负载的增大,吞吐量也随之增大。同时,数据分组负载的增大也会带来较少的服务信道上的传输机会,因此当数据分组负载增大到一定数量时,例如, $L_{data} \geq 2\ 500\ B$ 时,随着数据分组的继续增大,吞吐量保持不变。这种情况下,服务信道又

成为了性能瓶颈,同时也导致了不同节点数量具有相同的饱和吞吐量。从图 4(b)中还可以看出,当 $L_{data} < 2\ 500\ B$ 时,由于系统中存在的节点少会带来较轻的信道竞争,因此节点有更多机会预约服务信道,最终带来较高的服务信道吞吐量,例如,当 $L_{data}=1\ 500\ B$ 时,节点数量为 40 时获得的吞吐量比节点数量为 120 时获得的吞吐量高 63%。仿真结果和实验分析结果吻合良好,本文提出的协议得到了很好的验证。

图 5 显示了非安全数据分组传输时延随节点数量增长的变化以及随非安全数据分组长度增长的变化。

从图 5(a)可以看出,一方面,随着节点的增长,非安全分组的传输时延先下降然后上升。这是因为当 $L_{data}=1\ 000\ B$ 时,当节点数量低于 140 时,每个节点都能成功传输数据至少一次,此时 WSA 间隔长度 T_{WI} 占据时延的大部分,又因为随着节点数量的增加,安全间隔的增加带来了较短的 WSA 间隔,从而传输时延下降并且一直低于 100 ms。当节点数量介于 140~150 时,每个节点仍能成功预约一次,因此根据式(19),时延仍低于 100 ms。当节点数量超过 150 时,每个节点成功预约的次数达不到一次,因此节点需要几个同步间隔才能成功传输数据分组,传输时延越来越大且超过 100 ms。另一方面,不同负载的数据分组具有相同的传输时延。例如,当节点数量介于 10~90 时,4 种负载的数据分组具有相同的传输时延。这是因为每个节点能在下个同步间隔到来时,至少成功发送一次。当节点数量介于 90~110 时,具有长负载 ($L_{data}=5\ 000\ B$) 的数据分组具有最高的传输时延,这是因为对于不同负载的数据分组,在 CCH 上成功预约的个数是一样的,但是长负载的数据分组会导致 SCH 上可用的传输时隙较少,因此需要更多的同步间隔。从图 5(a)还可以看到, $L_{data}=500\ B$ 和 $L_{data}=1\ 000\ B$ 的数据分组具有相同的传输时延,这是因为当数据分组的负载较小时(这个可以从图 5(b)看到,当 $L_{data} \leq 3\ 500\ B$ 时,传输时延保持不变),由于负载不同而导致在 SCH 上可用的传输时隙的个数不同,但不足以影响传输时延。

从图 5(b)可以看到,当 $L_{data} \leq 3\ 500\ B$ 时,由于负载不同而导致在 SCH 上可用的传输时隙的个数不同不足以影响传输时延,因此数据分组传输时延保持不变。当 $L_{data} \geq 4\ 000\ B$ 时,当系统中节点数量

为 100 或 120 时，随着负载的增加时延变长。这是因为，当 $n=120$ 时较多的节点数量带来更多的控制信道上的竞争，WSA 周期变短，节点预约服务信道的机会与时间变少，最终导致成功预约的服务信道个数（式(13)的 G_1 ）变少。当节点数据分组的负载超过 4 000 B 且继续增加时，长的负载会带来服务信道上可用的传输时隙数量（式(14)的 G_2 ）也变少。以上两个原因最终导致随着负载的增大传输时延变长。另一方面，当 $L_{data} \leq 3\ 500$ B 时，当系统中节点数量为 120 时，数据分组具有最小的传输时延。这是因为，当 $L_{data} \leq 3\ 500$ B 时，当节点数量小于 130 时（从图 5(a)可以看出），在一个同步间隔中，每个节点至少在 SCH 上成功传输一次数据，因此 WSA 间隔占据传输时延的主要部分，且节点数量越大，WSA 间隔就越少，因此最终当节点数量为 120 时，数据分组具有最小的传输时延。同样地，仿真结果与分析结果非常吻合。

变大时，吞吐量就会降低。这是因为随着节点数量增加，冲突概率增加。对于 VCI 协议和 C-MAC 协议来说，更多的时间留给了 CCH 间隔，留给 SCH 间隔的时间就少了。对于 IEEE 1609.4 协议，在 SCH 上，节点数量的增加带来了更加激烈的竞争。对于 VeMAC 协议，就像在本节前面所假设的那样，由于帧长是固定的，更多的节点带来了更多成功的 SCH 预约，从而带来了更高的吞吐量，因此吞吐量随着节点的增加而增加。因为本文提出的 RMM 协议一方面花费在安全间隔上的时间比其他 4 种协议要少，另一方面，在 RMM 协议中，有更长的 WSA 间隔执行服务信道预约，带来了更多的 G_1 （式(13)），并且节点在整个同步间隔内都可以在 SCH 上传输数据分组，带来了更多 G_2 （式(14)），因此本文提出的 RMM 协议的吞吐量是最高的。另一方面，VeMAC 协议也能使用整个同步间隔传输服务分组，但是由于在 VeMAC 协议中，每个节点需要传输额外的信息进行 SCH 预约，从而相比 RMM 协议，在相同的时间内，VeMAC 协议成功预约 SCH 的数量要少些。因此，RMM 协议具有最高的吞吐量且可以提高服务信道利用率。举例来说，当 $L_{data}=2\ 000$ B 时，如图 6(a) 所示，RMM 协议的吞吐量比 IEEE 1609.4、VCI 协议、C-MAC 协议和 VeMAC 协议的吞吐量分别高 394%、844%、128%和 288%。在图 6(b)中，随着负载的增加，RMM 协议也具有最高的饱和吞吐量。这进一步证明了本文提出的 RMM 协议能提供有效、高的吞吐量，并实现较高的服务信道利用率。

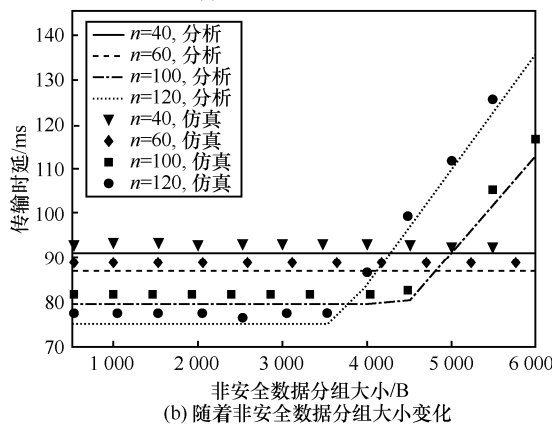
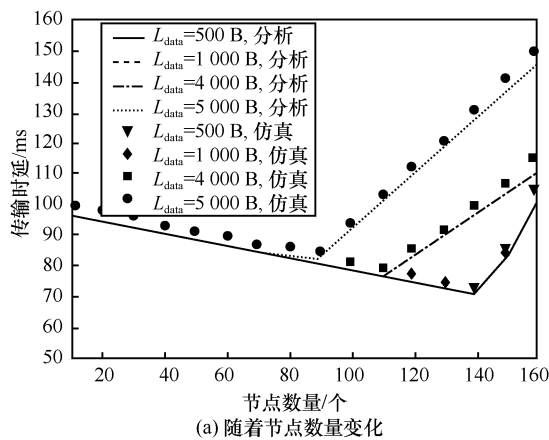


图 5 非安全数据分组传输时延

图 6 显示了 5 种协议的饱和吞吐量随节点数量变化与负载变化的对比。由图 6(a)可知，在 IEEE 1609.4、VCI 协议和 C-MAC 协议中，当节点的数量

图 7 给出了 5 种协议的非安全数据分组传输时延随节点数量变化与负载变化的对比。从图 7(a) 可以看到，除了 VeMAC 协议，其他几种协议的传输时延都随着节点数量的增加而增大。这是因为，对于 VCI 协议、C-MAC 协议和 RMM 协议，随着节点数量的增加，CCH 上的冲突概率增加，因此成功预约 SCH 的数量就减少。由于在 IEEE 1609.4 中，在 CCH 和 SCH 上采用竞争机制，冲突概率随着节点的增加而增加。而在 VeMAC 协议中的每个节点在每一帧中都能成功传输一次非安全数据分组，所以数据分组的传输时延是固定的，大约等于一半帧长。在大多数情况下，RMM 协议的服务分组的传输时延性能要优于其他协议。原因是 RMM 协议可以分出比 VCI 协议、C-MAC 协议和 VeMAC 协议更多的 T_{WI} 用于 SCH 预约。相比于 IEEE 1609.4 协议，RMM 协议采用协调的无竞争的传输方式。以

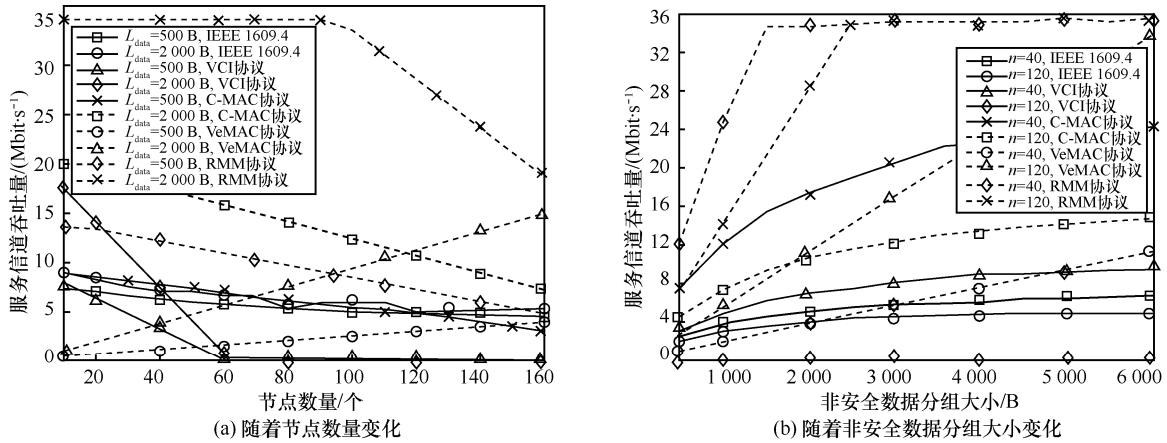


图 6 各种协议的服务信道吞吐量对比

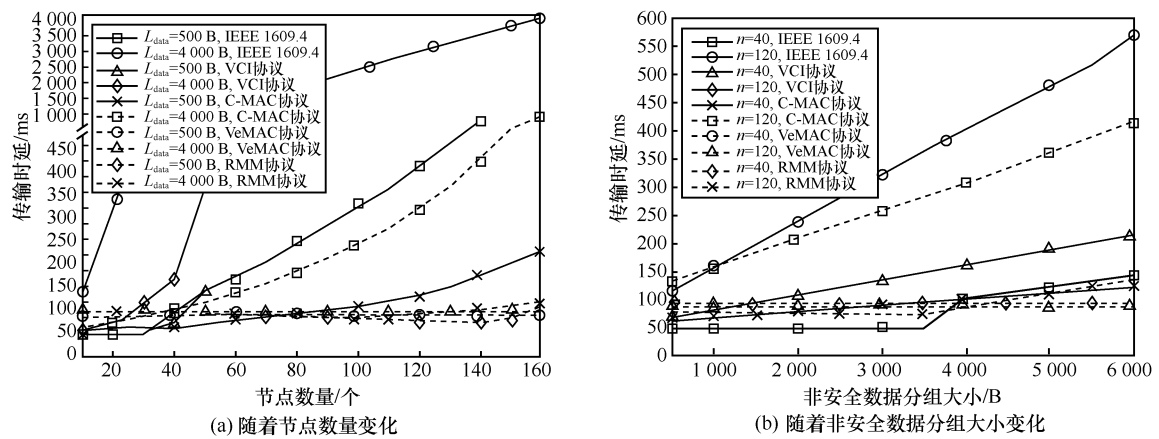


图 7 各种协议的非安全数据分组传输时延对比

图 7(a)中的 $L_{data}=500\text{ B}$ 为例来进行下面的分析。当节点数量小于或等于 30 时，在 RMM 协议中，节点数据分组的时延要略高于其他 4 种协议，这是因为 RMM 协议比其他 4 种协议需要等待较长 T_{WI} 才能传输。然而，随着节点数量的增加，RMM 协议比 IEEE 1609.4、VCI、C-MAC 和 VeMAC 协议显示了更好的性能。这是因为 IEEE 1609.4 协议中，在 SCH 上是基于竞争的传输，竞争更激烈；而 VCI、C-MAC 和 VeMAC 协议中，更多的时间留给安全消息与 SCH 预约，很少的时间留给了非安全数据分组传输。在图 7(b)中，随着负载的增加，RMM 协议的传输时延变化不大，大部分情况下低于 100 ms（除了 $n=120$ 且 $L_{data}\geq 500\text{ B}$ ），可以满足一些接近实时的娱乐应用（如交互式移动游戏、IP 语音通话）。

6 结束语

本文提出了一种高效的多信道 MAC (RMM) 协议。在 RSU 的协调下，RMM 协议使用更少的时间

间来投递与预约安全消息，因此，留下了较多的时间间隔进行服务信道预约，实现了服务信道预约成功数量的增加与服务信道上无竞争的数据传输。同时，RMM 协议支持在整个同步间隔内传输非安全数据分组，从而提高了服务信道的饱和吞吐量和利用率，并减少了传输时延。

在未来的工作中，将考虑更加复杂的车载自组织网络环境下对安全相关服务和非安全服务的多信道协议进行分析和设计，基于目前的工作，将考虑多 RSU (inter-RSU) 下的通信机制，并考虑在多 RUS 的覆盖范围重叠的情况下，如何减少车辆之间的相互干扰。多跳无线条件下的多信道通信性能也在考虑中。

参考文献:

[1] 宋彩霞, 谭国真, 丁男, 等. 面向应用的车载自组织网络跨层多信道 MAC 协议[J]. 通信学报, 2016, 37(5): 95-105.
SONG C X, TAN G Z, DING N, et al. Application oriented cross-layer multi-channel MAC protocol for VANET[J]. Journal on

- Communications, 2016, 37(5): 95-105.
- [2] KARAGIANNIS G, ALTINTAS O, EKICI E, et al. Vehicular networking: a survey and tutorial on requirements, architectures, challenges, standards and solutions[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2011, 13(4): 584-616.
- [3] HADDED M, MUHLETHALER P, LAOUI A, et al. TDMA-based MAC protocols for vehicular ad hoc networks: a survey, qualitative analysis, and open research issues[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2015, 17(4): 2461-2492.
- [4] AMADEO M, CAMPOLO C, MOLINARO A. Enhancing IEEE 802.11p/WAVE to provide infotainment applications in VANETs[J]. Ad Hoc Networks, 2012, 10(2): 253-269.
- [5] WILLKE T L, TIENRAKOOL P, MAXEMCHUK N F. A survey of inter-vehicle communication protocols and their applications[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2009, 11(2): 3-20.
- [6] COSTA-MONTENEGRO E, QUIÑOY-GARCÍA F, GONZÁLEZ-CASTAÑO F J, et al. Vehicular entertainment systems: mobile application enhancement in networked infrastructures[J]. IEEE Vehicular Technology Magazine, 2012, 7(3): 73-79.
- [7] UZCATEGUI R, ACOSTA-MARUM G. Wave: a tutorial[J]. IEEE Communications Magazine, 2009, 47(5): 126-133.
- [8] IEEE 802.11p. IEEE standard for information technology—local and metropolitan area networks—specific requirements—Part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications amendment 6: wireless access in vehicular environments[S]. 2010.
- [9] IEEE 1609.4. IEEE standard for wireless access in vehicular environments (WAVE)—multi-channel operation—redline[S]. 2016.
- [10] SONG C, TAN G, YU C, et al. APDM: an adaptive multi-priority distributed multichannel MAC protocol for vehicular ad hoc networks in unsaturated conditions[J]. Computer Communications, 2017, 104: 119-133.
- [11] 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.
- [12] CAMPOLO C, MOLINARO A. Multichannel communications in vehicular ad hoc networks: a survey[J]. IEEE Communications Magazine, 2013, 51(5): 158-169.
- [13] HAFEEZ K, ANPALAGAN A, ZHAO L. Optimizing the control channel interval of the DSRC for vehicular safety applications[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2016, 65(5): 3377-3388.
- [14] 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.
- [15] KIM Y, LEE M, LEE T. Coordinated multichannel MAC protocol for vehicular ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2016, 65(8): 6508-6517.
- [16] 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, 38(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, 38(3): 673-684.
- [17] 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.
- [18] BOBAN M, FESTAG A. Service-actuated multi-channel operation for vehicular communications[J]. Computer Communications, 2016, 93: 17-26.
- [19] SONG C. A coordinated reliable and efficient multichannel MAC protocol for vehicular ad hoc networks[J]. Vehicular Communications (Revising), 2018.
- [20] CHA J R, KIM J H. Novel anti-collision algorithms for fast object identification in RFID system[C]//11th International Conference on Parallel and Distributed Systems (ICPADS'05). 2005: 63-67.
- [21] LUO T, MOTANI M, SRINIVASAN V. Cooperative asynchronous multichannel MAC: design, analysis, and implementation[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2009, 8(3): 338-352.
- [22] BIANCHI G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535-547.

[作者简介]



宋彩霞 (1977-), 女, 山东即墨人, 大连理工大学博士生, 主要研究方向为车载自组织网络安全通信协议、性能分析、信道资源分配、多 agent 系统与机器学习在车载自组织网络中的应用。



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、车载自组织网络、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。