

IEEE 802.11p/1609.4 多信道协作机制改进研究

林 峰^{1,2}, 周显东^{1,2}

(1. 新一代信息网络与终端协同创新中心, 重庆 400065; 2. 重庆邮电大学 电子信息与网络工程研究院, 重庆 400065)

摘 要: IEEE 802.11p/1609.4 是车联网的专用接入访问控制协议。针对 IEEE 802.11p/1609.4 标准协议中多信道协作机制存在信道资源浪费、竞争信道拥塞等问题,在划分车载单元与路侧单元优先级的基础上,提出一种改进的多信道协作机制。将控制信道划分为注册时隙(RI)和轮询时隙(PI),RI 节点利用服务信道提高空闲信道资源利用率,PI 通过轮询列表在控制信道发布安全消息消除信道竞争。在 Matlab 和 OMNET++ 的仿真环境下进行验证,结果表明改进机制在安全消息传输率、平均传输时延、服务信道吞吐量和消息丢失风险指数方面均有明显的性能提升,并且在高节点密度情况下,仍能保证消息传输效率。

关键词: IEEE 802.11p/1609.4 协议;车联网;多信道协作;路侧单元;信道接入机制

中文引用格式: 林峰,周显东. IEEE 802.11p/1609.4 多信道协作机制改进研究[J]. 计算机工程,2019,45(7):108-113,120.

英文引用格式: LIN Feng, ZHOU Xiandong. Research on improvement of IEEE 802.11p/1609.4 multi-channel collaboration mechanism[J]. Computer Engineering, 2019, 45(7): 108-113, 120.

Research on Improvement of IEEE 802.11p/1609.4 Multi-Channel Collaboration Mechanism

LIN Feng^{1,2}, ZHOU Xiandong^{1,2}

(1. Collaborative Innovation Center for Information Communication Technology, Chongqing 400065, China;

2. Electronic Information and Networking Engineering Research Institute, Chongqing University of

Posts and Telecommunications, Chongqing 400065, China)

[Abstract] IEEE 802.11p/1609.4 is exclusively designed as the Media Access Control (MAC) protocol for vehicular networking. To address the problems of channel resource wasting and congestion of competitive channels led by multi-channel collaboration mechanism in the IEEE 802.11p/1609.4 standard protocol, this paper proposes an improved multi-channel collaboration mechanism based on dividing the priorities of Onboard Unit (OBU) and Road Side Unit (RSU). The control channel is divided into Registration Interval (RI) and Polling Interval (PI). The RI node uses Service Channel (SCH) to improve the resource utilization of the idle channel, and the PI issues a security message on the Control Channel (CCH) through the polling list to eliminate the CCH competition. The verification results in the simulation environment of Matlab and OMNET++ show that the improved mechanism has obvious better performance in the safe message transmission rate, average transmission delay, service channel throughput and message loss risk index, and in the case of high node density, it can still guarantee the efficiency of message transmission.

[Key words] IEEE 802.11p/1609.4 protocol; vehicular networking; multi-channel collaboration; Road Side Unit (RSU); channel access mechanism

DOI: 10.19678/j.issn.1000-3428.0050968

0 概述

为进一步完善智能交通系统(Intelligent Transportation System, ITS), IEEE 在 IEEE 802.11 协议规范的基础上制定了专用于车载自组织网络的通信协议 IEEE 802.11p/1609.4^[1]。在 5.85 GHz ~ 5.925 GHz 的频

段中, 75 MHz 带宽被进一步分为 1 个控制信道(Control Channel, CCH) 和 6 个服务信道(Service Channel, SCH), 分别用于安全与非安全应用服务, 通信方式主要分为车路通信(V2I)和车车通信(V2V)^[2-3]。

IEEE 802.11p/1609.4 作为 MAC 子层, 将时间划分为 100 ms 的同步时隙(Synchronous Interval,

基金项目: 国家科技重大专项(2016ZX03002019-007); 国家自然科学基金青年基金(61601073); 重庆市教委科学技术研究项目(KJ1500427, KJ1600417)。

作者简介: 林 峰(1978—), 男, 高级工程师, 主研方向为车联网、5G 通信技术、物联网; 周显东, 硕士研究生。

收稿日期: 2018-03-27 **修回日期:** 2018-05-21 **E-mail:** zxdwatch@163.com

SYNC)。同步时隙又分为50 ms的控制信道时隙(Control Chanel Interval, CCHI)和50 ms的服务信道时隙(Service Chanel Interval, SCHI),且在每个时隙之前都有4 ms~6 ms的保护时隙,保护时隙内不允许节点发送或接收消息^[4]。在每个控制时隙,所有的节点都必须切换到唯一的控制信道发布安全消息或者服务信道预约消息,服务时隙则切换到预约的服务信道进行非安全应用数据传输。

在信道接入方面,IEEE 802.11p/1609.4采用具有冲突避免的载波侦听多址(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance, CSMA/CA)协议,要求节点在发送数据前,信道必须持续空闲仲裁帧间隔AIFS。如果在AIFS后信道依然处于繁忙状态,则节点将从 $[0, CW]$ 中随机选择一个退避计数,计数值减为0时节点开始发送数据^[5]。其中CW表示竞争窗口,不同消息种类采用不同的参数。因此,在IEEE 802.11p/1609.4多信道MAC协议为基础车载自组织网络时,节点消息传输被限制在指定的信道与固定的时隙之间,由此导致信道资源浪费、竞争信道拥塞等节点多信道协作问题。

本文在IEEE 802.11/1609.4标准协议的基础上,重新设定路侧单元(Road Side Unit, RSU)与车载单元(On Board Unit, OBU)信道协作过程,设计一种改进的多信道协作机制以提高传输性能及信道利用率,并通过理论模型分析和仿真平台对改进机制进行验证。

1 多信道机制研究

1.1 标准多信道机制存在的问题

标准的多信道机制在节点之间没有设定明确的协作机制,所有节点在固定的时隙长度内采用随机退避和竞争的方式接入信道,意味着当节点选择相同的退避计数时,消息传输就会发生碰撞。而随着节点密度的增加,消息的碰撞概率会急剧增加,这是因为在固定的时隙长度内,所有的安全消息和服务信道预约消息都要求在唯一的控制信道内进行发布。标准协议在控制时隙内要求所有节点只能使用唯一的控制信道传输数据,造成了大量的信道资源浪费,并且95%以上的非安全服务由RSU提供,而服务信道的协商在控制时隙进行,但车辆节点与RSU之间并没有明确的协作过程,这意味着服务信道的预约消息会因为消息碰撞而丢失,从而影响服务信道的吞吐量。

1.2 改进多信道机制的研究现状

现有研究大多致力于改进标准多信道机制来提高网络性能^[6]。文献[7]提出的VEMMAC机制要求所有安全消息均发布2次来提高消息传输率,同时允许节点在CCHI中的服务信道传输数据。文献[8]提出的DMSMAC自适应机制虽然能有效提高性能,但依赖于复杂的算法和实时的路况数据采

集,而实际中车辆节点由于快速变化的拓扑结构和车路场景,并不能准确实时地获取数据进行预测,同时一些自适应的时隙调整并不符合协议标准框架。而GRMAC^[9-10]中的聚簇机制要求节点以集中式的簇来进行通信,满足一定条件的节点集中组成一个簇,簇内由簇头节点进行控制。但是该方式使得每个簇独立地进行消息传输,限制了簇与簇之间的节点安全消息传输,这样就容易导致车辆在高速移动场景下的消息传输可靠性下降。

2 基于RSU的改进多信道协作机制

2.1 改进的多信道协作模型

为提高消息的传输性能,本文将RSU加入信道协作过程。RSU是多信道设备,不同于单信道设备的车辆节点,RSU能在7个信道同时工作。同时,为符合标准协议框架,同步时隙依然分为50 ms的控制信道时隙和50 ms服务信道时隙,如图1所示。

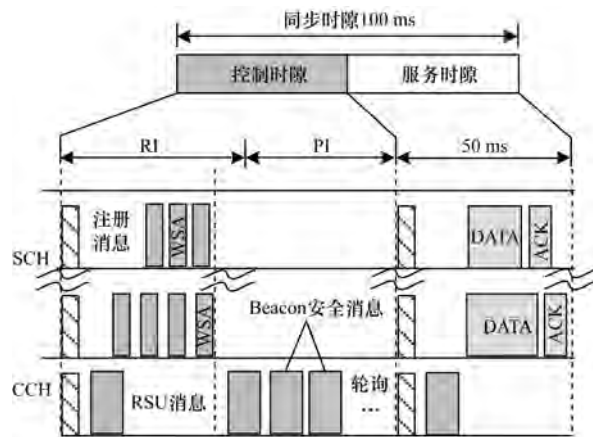


图1 改进的多信道协作模型

控制时隙被进一步分为注册时隙(Registration Interval, RI)和轮询时隙(Polling Interval, PI)。在RI时隙,控制信道只能被RSU单独使用,但是此时隙内节点可以使用所有SCH信道,从而充分利用空闲信道资源。PI时隙所有的节点都必须回到CCH信道进行安全消息传输,这是因为安全消息都以广播的形式发送,所有的节点必须处在同一信道。同时,所有需要发布安全消息的节点不允许随机接入信道发布,而是通过RSU生成轮询列表,有序地在CCH信道发布,这意味着PI时隙的CCH信道是没有竞争的。

安全时隙延长表示所有的节点安全消息不能在50 ms内完成发布。因此,在改进机制中,如果发生该情况,则所有的服务应用传输将被延迟进行。这样做会直接减少服务时隙的长度,进而降低系统吞吐量,影响用户体验。但是,该情况一般发生在交通拥堵等车辆节点密度较高的场景,而此时保证安全消息的发送更为重要,因此在特殊场景下牺牲非安全应用的性能是有意义的。

2.2 改进的多信道协作过程

RSU 拥有比普通车辆节点更高的优先级,这是为了确保 RSU 消息能够优先接入信道。RSU 在控制时隙开始时,即 RI 时隙以最小信道竞争参数在 CCH 信道发布第 1 条 RSU 指示消息 (Indication Message, IM),宣布在信道协作中加入该 RSU 节点,其具体内容如图 2 所示。

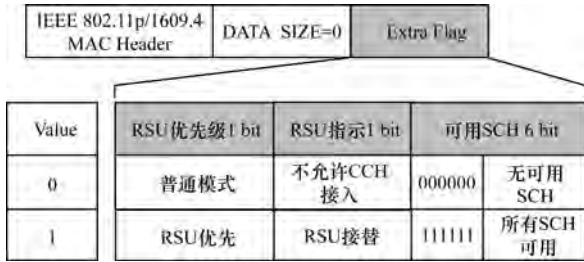


图 2 RSU 的 IM 消息

任何时候接收到车辆节点的消息,RSU 便重发该消息,这是为了防止有的车辆节点漏掉此消息。此后车辆节点不允许自由接入 CCH 信道,而是切换到 SCH 信道向 RSU 注册。

为使所有车辆节点尽可能均匀分布在 SCH 信道,节点根据 IM 中可用 SCH 信道的数量和自身 MAC 地址,在 RI 时隙内计算节点应该切换的服务信道。基于哈希散列算法,具体的信道选择过程如算法 1 所示,其中,Strmac 为节点 MAC 地址,Hashseed 为散列种子,典型值为 131,Hash 为散列结果,初始值为 0, N 为 RSU 指示消息中的可用服务信道数量, S 为与当前 RSU 的通信次数,初始值为 0, M 为节点信道选择标号。

算法 1 节点信道选择算法

输入 节点接收到的 IM 消息

输出 节点选择的信道标号

1. If 接收到 IM 消息且 RSU 优先级为 1
2. 读取可用的 SCH 数量并赋值为 N
3. If $S > 0$, Strmac = Strmac + RSU MAC 地址的第 S 位
4. End If
5. for int $i = 0$; $i < \text{Strmac 长度}$; $i++$
6. Hash = (Hash * Hashseed) + StrmacToChar(i)
7. End for
8. Hash = Hash & 0x7FFFFFFF
9. $M = \text{Hash mod } N$
10. End If
11. 输出标号 M

切换到指定 SCH 信道后的节点采用 CSMA/CA 方式发布注册短消息 (Registration Short Message, RSM) 或 WSA 服务信道预约消息。为尽可能减少开销和碰撞延时,RSM 不包含数据位,只包含头部信息和额外 2 bit 标志位,如图 3 所示。

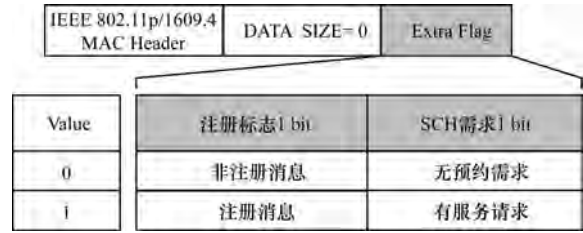


图 3 节点注册消息

完成 RSM 发布消息的节点可以立刻切换回 CCH 信道等待轮询指令。RSU 在 RI 时隙的所有服务信道统一收集所有节点的注册消息,并按照节点发布注册消息的先后顺序生成节点轮询次序。对于节点的 WSA 消息请求,RSU 采用延迟答复的方式,以减少信道竞争。

PI 时隙所有节点处于 CCH 信道,RSU 广播所有注册车辆节点轮询次序表以及服务信道确认信息,车辆节点缓存自己前一个轮次和最后一个轮次的节点信息,同时将竞争窗口 CW 设置为 0 且 $AIFS$ 设置为最小值,意味着只要在 $AIFS$ 后,节点立刻开始传输数据。此时 CCH 处于非竞争模式,如果有节点不能及时发布消息,RSU 则在最大忍耐时间 ($5 \times AIFS$) 后在 CCH 发布节点丢失指令,之后节点继续按照之前的轮询次序发布 beacon 消息。

2.3 性能优化计算

本文将 RSU 加入信道协作,为评估改进机制的性能,在采用 CSMA/CA 竞争退避的信道接入机制的基础上,同时做出以下设定:1) 不存在隐藏终端的问题及所有节点都处于通信范围内;2) 车辆节点在每个同步时隙至少需要产生一个安全消息;3) 每个节点的消息传输和产生都是独立的。

任何时候消息传输失败, CW 会增大 1 倍直到 CW_{\max} ,但对于以广播的形式发布的安全消息竞争窗口 CW 不会变化。整个时隙由单位时隙长度 σ 组成。相应的节点退避时间也以 σ 为单位计算。因此,在单位 σ 中,节点发送消息或者继续退避不发送消息,在 N 个节点下,显然可以看作是一个独立分布的伯努利过程。用 p_c 表示在 σ 中发生消息碰撞的概率。显然,当 2 个或 2 个以上的节点选择相同的 σ 时会发生消息碰撞,于是可以得到:

$$p_c = \sum_{x=2}^{n_i} \left(\binom{x}{n_i} \tau_i^x (1 - \tau_i)^{n_i-x} \prod_{j=0}^3 (1 - \tau_j)^{n_j} \right) \quad (1)$$

其中, n_i 表示需要传输第 i 类消息的节点总数, n_j 表示其余消息种类的节点总数,在控制时隙中,只有 2 种消息即安全消息和服务预约消息需要传输, τ 表示节点以 CW 为竞争窗口时在单位 σ 中的尝试传输概率,其值与 CW_{\max} 有关^[11-12]。

$$\tau_m = \frac{2}{CW_{\max} + 1} \quad (2)$$

如果没有任何节点在 σ 中尝试传输消息,则表示此单位时隙为空闲状态,其概率 p_{idle} 可以表示为:

$$p_{\text{idle}} = \prod_{i=0}^3 (1 - \tau_i)^{n_i} \quad (3)$$

在单位 σ 中只存在 3 中状态:碰撞,空闲,传输。因此,在 σ 中传输成功的概率 p_s 可以表示为:

$$p_s = 1 - p_c - p_{\text{idle}} \quad (4)$$

因此,一条消息被发送成功的概率可以表示为:

$$P^s = \frac{p_s}{p_{\text{busy}}} = \frac{p_s}{1 - p_{\text{idle}}} \quad (5)$$

在改进机制中,通过获取 RSU 消息中可用的服务信道数量 M^{IM} 以及单个服务信道的 RSM 消息传输率,可以得到平均 beacon 安全消息的传输率为:

$$\begin{cases} P_{\text{beacon}}^s = E[p_{\text{rsm},m}^s] \\ N_{\text{beacon}} = \sum_{m=1}^{M^{\text{IM}}} n_{\text{rsm},m} \end{cases} \quad (6)$$

其中, $n_{\text{rsm},m}$ 表示处于信道 m 上的节点数量, N_{beacon} 表示所有在控制时隙产生的 beacon 安全消息的数量,令 $N_{\text{beacon}} = N_0$ 。

消息平均时延可以由 4 个部分组成:平均队列时延 $E[q]$,平均竞争时延 $E[c]$,传播时延 δ 以及消息发送时延 $E[b]$,其中传播时延 δ 是一个很小的值,因此忽略 δ 并不影响计算结果。同时,由于所有的安全消息和服务预约消息的长度都相等,因此 $E[b]$ 也可以被忽略。假设所有的消息都产生在服务时隙,则队列时延与 $E[q]$ 和服务时隙长度有关,因此:

$$E[q] = \frac{T_{\text{SCH}}}{2} + T_g \quad (7)$$

其中, T_g 是保护时隙的长度, T_{SCH} 是服务时隙的长度。平均竞争时延 $E[c]$ 可以表示为 2 个传输消息的单位 σ 之间所持续的平均时间,且与平均竞争窗口 $E[CW]$ 有关^[13],根据式(1)和式(3)得到:

$$E[c] = \frac{CW_{\text{max}} - 1}{2} \times E[p^{\text{idle}} \times \sigma + p^s \times T_s + p^c \times T_c] \quad (8)$$

其中, T_s 和 T_c 分别表示消息传输成功所花费的时间和消息碰撞所导致的持续时间。

$$T_s = T_h + \frac{L}{R} + \text{AIFS} + \delta \quad (9)$$

$$T_c = T_h + \frac{L}{R} + \text{EIFS} + \delta \quad (10)$$

其中, T_h 表示发送消息头部所消耗的时间, L 表示消息长度, R 表示系统所采用的传输速率, δ 是传播时延, T_E 表示传输帧所花费的预期时间。不同种类消息的传输吞吐量可以表示为:

$$S_i = \frac{p_{s,i} T_E}{p^{\text{idle}} \times \sigma + p_s T_s + p_c T_c} \quad (11)$$

控制时隙进一步被划分为注册时隙 (T_{RI}) 与轮询时隙 (T_{PI}),使 $\beta(T_{\text{RI}} = \beta T_{\text{PI}})$ 为 2 个时隙长度的比值,显然 β 越小,RI 时隙所持续的时间越长,意味着能够有更多节点完成注册消息的发布,进而提高安全消息的吞吐量。但是过长的 RI 时隙减少了 PI 时

隙长度,在节点密度较大时导致安全消息的时隙长度增加,进而影响到非安全应用数据传输。因此, β 应该设置为一个合理的值,令:

$$T_{\text{RI}} = \frac{T_{\text{CCHI}} - T_g}{1 + \beta} \quad (12)$$

2 次传输之间的最大等待时间 T_{wait} 为:

$$T_{\text{wait}} = \begin{cases} (CW - 1) \times \sigma, n_m = 1 \\ T_s + (CW - 2) \times \sigma, n_m = 2 \\ (n_m - 1) \times T_s + [CW - (n_m - 1) - 1] \times \sigma, \\ 2 < n_m \leq CW \\ \frac{n_m - CW}{2} \times T_c + \left[n_m - \frac{n_m - CW}{2} \right] \times T_s, \\ CW < n_m \leq 2CW + 1 \\ (CW - 1) \times T_c, n_m > 2CW + 1 \end{cases} \quad (13)$$

显然,只要满足 $T_{\text{RI}} > T_{\text{wait}}$,就能够保证所有的节点完成服务信道的预约,因此可以得到:

$$\beta \leq \frac{T_{\text{CCHI}} - T_g - T_{\text{wait}}}{T_{\text{wait}}} \quad (14)$$

在改进的多信道协作机制中,由于用较小数据长度的 RSM 消息取代了安全消息进行直接发布,因此在节点发生碰撞时,会产生更小的额外碰撞延迟。同时,由于节点切换到不同 SCH 信道发布消息,因此减少了单一信道内的节点,通过式(6)可以计算得到更高的消息传输成功率。对于时隙优化系数 β ,可以有效利用更多信道资源,由于处于 RSU 范围内的节点数量频繁变动,每个同步时隙都对 β 进行调整不利于网络稳定,因此一般设置为固定值,只有特殊情况才进行调整,具体的 β 取值将在仿真实验中讨论。

3 仿真结果与分析

3.1 仿真环境与参数设置

为对改进的多信道协作机制进行性能评估,本文采用 Matlab 与 OMNET++ 相结合的仿真平台对其进行验证分析^[14-15],并与 VEMMAC 及标准多信道协作机制进行对比。所有的服务信道预约消息和安全消息都设置为 AC3 类的消息,因此它们的竞争窗口 CW 都为 15,特别对于安全消息,其 CW 窗口为固定值。仿真场景为 10 km 的单向道路,所有的车辆节点以 80 km/h 的速度移动,且处于 RSU 覆盖范围内,通信方式为 V2I。每个节点的安全消息产生频率为 10 Hz,即每个同步时隙内节点都会产生安全消息并进行发布。仿真中节点的数目变化范围为 1~100,所有仿真结果均为 20 次实验结果的平均值,其中, R 表示系统所采用的传输速率, EIFS 为扩展帧间隔, σ 为时隙长度, δ 为传播时延, T_h 表示发送消息头部所消耗的时间,具体仿真参数设置如表 1 所示。

表 1 仿真参数设置

参数	参数值
$R/(\text{Mb} \cdot \text{s}^{-1})$	6
$\text{EIFS}/\mu\text{s}$	248
$\sigma/\mu\text{s}$	16
CW	15
$\delta/\mu\text{s}$	$<<1$
$T_h/\mu\text{s}$	40
安全消息长度/bit	400
服务预约消息长度/bit	236
ACK 确认消息长度/bit	112

3.2 结果分析

本文主要以安全消息传输率、安全消息平均传输时延、服务信道吞吐量、消息丢失风险指数对改进的多信道机制进行评估。图 4 显示了 3 种多信道协作机制随着节点数量增加对安全消息传输率的影响。从仿真结果可以看出,在节点密度较小时,标准多信道机制具有较好的消息传输率,但随着节点增加,传输率下降非常快,在节点数为 $n \geq 40$ 时整个网络几乎不可用。在节点密度较小时,VEMMAC 的传输率要高于改进多信道机制,这是因为 VEMMAC 中所有的安全消息发布了 2 次,随着节点密度增大,VEMMAC 中重复发送的安全消息造成了大量的碰撞,使得传输率快速下降。而改进机制中减少了消息间的竞争冲突,同时有效地利用了控制信道,即使在 $n \geq 60$ 的高密度场景下,也能够提供 20% 的传输率,适应不同的节点环境。相比于标准机制,改进机制的安全消息传输率能够平均提高 42%。

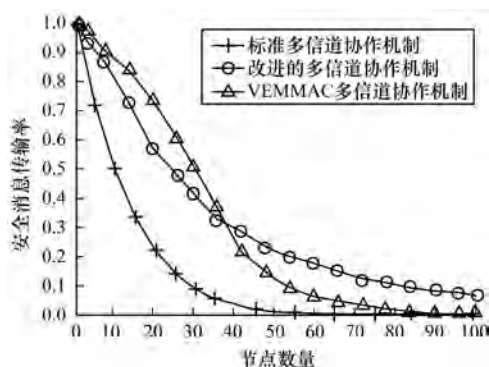


图 4 节点数量与安全消息传输率的关系

图 5 为 3 种多信道协作机制下安全消息随节点数量增加时平均传输时延的变化情况。可以看出,对于安全消息,在节点数 $n \leq 10$ 时,由于存在 RI 时隙和 RSU 发布的额外消息,因此改进机制将产生更多的时延,但这并不影响系统性能,因为系统负载量较小。在 VEMMAC 机制中,安全消息允许在 SCHI 发布,因此具有最低的时延。而随着节点密度增加,标准机制更容易受到竞争时延带来的影响,改进机制平均比标准机制减少 1.6 ms 的时延。当 $n \geq 25$ 后,VEMMAC 所产生的延迟甚至高于标准机制,这

是因为在节点密度较大时,重复发送安全消息产生了更多的碰撞,直接影响消息传输率。综合来看,改进机制具有更低的消息延迟。

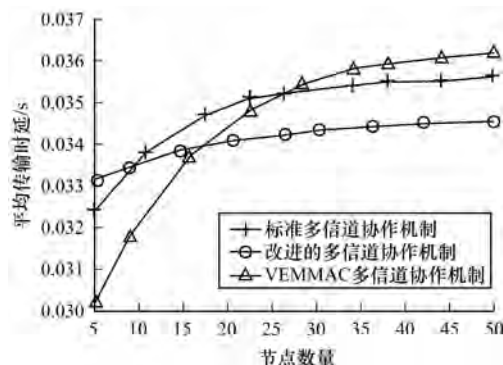


图 5 安全消息平均传输时延与节点数量的关系

图 6 为服务信道吞吐量在不同机制下随节点数增加的变化情况。可以看出,在服务信道中,3 种机制的吞吐量随节点数的增加呈先增加后减小的趋势。在标准机制中,在节点数 $n \geq 23$ 后就开始下降,这是由于节点密度增加,消息传输率减小,使得节点服务预约失败,导致服务信道利用率急剧降低,服务信道的吞吐量也随之降低。VEMMAC 机制的吞吐量在节点数 $n \leq 52$ 时快速增加,这是因为 VEMMAC 机制中允许节点在 CCHI 的服务信道继续传输应用消息,因此更大程度利用了信道资源,但在节点密度较大时,同样会产生和标准机制同样的问题,从而导致吞吐量下降。而改进机制通过减小节点预约时的信道负载,使得整个服务信道的吞吐量即使在高节点密度场景下,也能始终维持在 2 Mb/s 的水平。

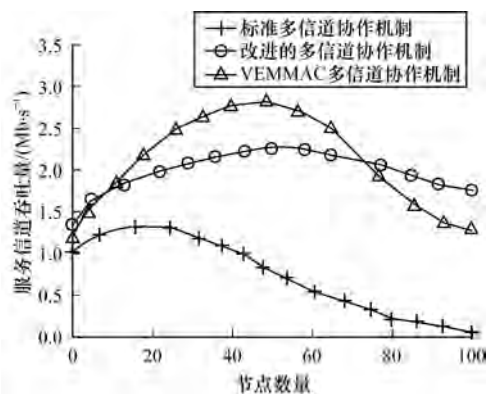


图 6 服务信道吞吐量与节点数量的关系

消息丢失风险指数反映了车辆节点在固定的时隙长度中,由于没有发送机会而导致消息过期或者丢失,因此反映了信道拥塞情况。图 7 表示标准机制与改进机制在不同的数据包长度下,消息丢失风险指数随节点数增加的实验结果。在节点数 $n = \{30, 50\}$ 、数据包长度为 200 bit 的情况下,2 种机制的风险指数差异在 5% 以内。随着节点数增加,由于改进机制的优化,风险指数显著降低,这是因为更高的消息传输率。当数据包长度为 400 bit 时,改进机

制在不同节点数下都更优于标准机制,显然更大的数据包在标准机制中导致更大的碰撞时延,更容易产生信道拥堵。

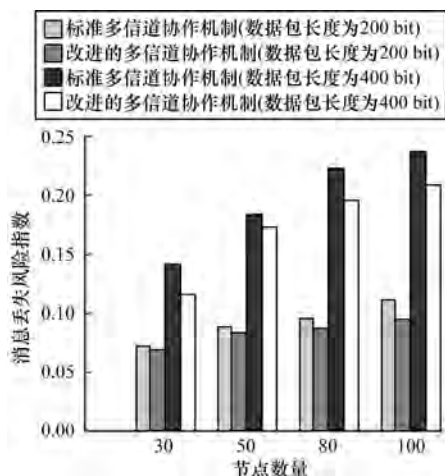


图7 消息丢失风险指数与节点数量的关系

本文中讨论了改进机制中对于时隙的优化,其中用 β 表示 RI 和 PI 的比率。式(13)分别对应不同的条件 $c_i (i=1,2,3,4,5)$,显然在条件 $c_j (j=1,2,5)$ 时, T_{wait} 的值是一个常数。而在 c_3 和 c_4 这2个条件下,其值与节点数量直接相关。图8展示了在 c_3 和 c_4 条件下通过式(14)计算的最大单信道节点限制数量,且分别展示了不同消息长度带来的影响。显然,随着 β 的增加,节点数量急剧减小。可见, β 越大,RI时隙越小,可以提供给节点进行注册的时间越短。当消息长度(L)为112 bit时,即使 $\beta=10$ 时,对节点数量也没有限制,而对于条件 $\{c_4, L=112\}$ 下的值 $\{5, 30.42\}$ 意味着 β 大于5时,则不能满足系统条件。而在消息长度为224 bit时, β 小于2.6的情况下,可能出现安全消息不够节点使用的情况,从而导致额外的服务时隙延迟。因此,考虑处于RSU范围内的平均节点数量为50时, β 可以设置为4.5,此时在控制时隙内,改进机制的信道使用率比标准多信道协作机制多47%。

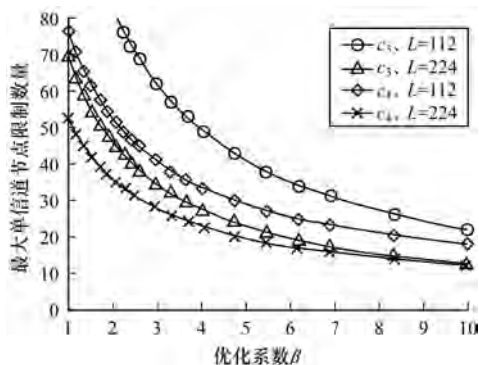


图8 优化系数对最大单信道节点限制数量的影响

总体来说,改进多信道协作机制在加入RSU协作后明显优于标准 IEEE 802.11p/1609.4 协议的性

能,相比 VEMMAC 机制具有更好的适应性,在安全消息传输率、平均传输时延、服务信道吞吐量以及消息丢失风险指数等方面均有不同程度的改善与提升。

4 结束语

本文提出一种将车辆节点 RSU 和 OBU 相结合的多信道协作机制,在充分利用 RSU 特性和符合协议框架的前提下,最大程度地利用信道资源,而机制中的时隙优化能够有效降低单一信道负载及节点传输碰撞概率,从而保证高节点密度场景下的传输性能。在 Matlab 与 OMNET ++ 相结合的仿真平台上进行验证和对比,结果表明改进的多信道协作机制在安全消息传输率、平均传输时延、服务信道吞吐量和消息丢失风险指数方面均有明显的性能提升。下一步将研究信道接入对智能交通系统能效的影响,并结合终端隐藏技术进一步提高系统性能。

参考文献

- [1] WU Xinzhou, SUBRAMANIAN S, GUHA R, et al. Vehicular communications using DSRC: challenges, enhancements, and evolution [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2013, 31(9): 399-408.
- [2] VIVEK N, SRIKANTH S V, SAURABH P, et al. On field performance analysis of IEEE 802.11p and WAVE protocol stack for V2V & V2I communication [C]//Proceedings of International Conference on Information Communication and Embedded Systems. Washington D. C., USA: IEEE Press, 2015: 1-6.
- [3] 刘业, 吴国新. 基于 802.11p/WAVE 的车联网连通性模型及其应用研究 [J]. 通信学报, 2013, 36(6): 85-91.
- [4] EENENNAAM M V, HENDRIKS L, KARAGIANNIS G, et al. Oldest Packet Drop (OPD): a buffering mechanism for beaconing in IEEE 802.11p VANETs (poster) [C]//Proceedings of 2011 IEEE Vehicular Networking Conference. Washington D. C., USA: IEEE Press, 2011: 252-259.
- [5] 许馨月, 叶雪梅, 陈柏松. 车载网络 IEEE 802.11p 协议的特性研究 [J]. 现代电子技术, 2014, 37(10): 86-88.
- [6] 刘业, 刘林峰. 基于 802.11p 的车联网传输协议研究述评 [J]. 计算机工程与设计, 2013, 34(9): 3007-3012.
- [7] DANG D N M, DANG H N, DO C T, et al. An enhanced multi-channel MAC for vehicular ad hoc networks [C]//Proceedings of Wireless Communications and Networking Conference. Washington D. C., USA: IEEE Press, 2013: 351-355.
- [8] HADDADOU N, RACHEDI A, GHAMRI-DOUDANE Y. To send or to defer? improving the IEEE 802.11p/1609.4 transmission scheme [J]. Ad Hoc Networks, 2016, 48: 53-65.
- [9] CHEN Y H, LAI C N, LAI Y C, et al. A group bandwidth reservation scheme for the control channel in IEEE 802.11p/1609 networks [C]//Proceedings of International Conference on Wireless Algorithms, Systems, and Applications. Berlin, Germany: Springer, 2015: 40-49.
- [10] HAFEEZ K A, ZHAO L, MARK J W, et al. Distributed multichannel and mobility-aware cluster-based MAC protocol for vehicular ad hoc networks [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2013, 62(8): 3886-3902.

(下转第120页)

~~~~~  
(上接第 113 页)

- [11] VINEL A, STAEHLE D, TURLIKOV A. Study of beaconing for car-to-car communication in vehicular ad-hoc networks[C]//Proceedings of IEEE International Conference on Communications Workshops. Washington D. C. , USA: IEEE Press, 2009: 1-5.
- [12] BAZZI A, MASINI B M, ZANELLA A, et al. Beaconing from connected vehicles: IEEE 802. 11p vs. LTE-V2V [C]//Proceedings of International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications. Washington D. C. , USA: IEEE Press, 2016: 1-6.
- [13] 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.
- [14] 胡锦涛, 赵祥模, 王润民, 等. 车联网环境下 IEEE 802. 11p 移动性支持仿真研究 [J]. 计算机工程, 2017, 43(5): 23-27.
- [15] EENENNAAM M V, VENIS A V D, KARAGIANNIS G. Impact of IEEE 1609. 4 channel switching on the IEEE 802. 11p beaconing performance [C]//Proceedings of IFIP WD' 12. Washington D. C. , USA: IEEE Press, 2012: 1-8.

编辑 陆燕菲