

基于协议序列平均分配算法的 VANET 信道接入机制

徐哲鑫, 蔡苓玲, 林潇, 吴怡

(福建师范大学光电与信息工程学院, 福建 福州 350007)

摘 要: 为了提高 VANET 中节点的吞吐量性能, 提出基于协议序列平均分配算法的信道接入机制。在高速公路场景下, 规划 IEEE 802.11p 业务信道与竞争区段的映射, 并根据用户保障序列的特性设计帧结构。通过少量反馈确定竞争区段的节点数, 并提出循环轮流分配法实现平均意义上非整数个序列的分配。仿真结果证明了理论分析的有效性, 在实际路况中均分法与经典方法相比吞吐量性能明显改善, 并且节点越稀疏、物理层数据传输速率越高, 吞吐量性能提升越明显, 同时可保持较低的网络开销和较好的信道接入公平性。

关键词: 车载自组织网; 全球导航卫星系统; 平均分配; 信道接入; IEEE 802.11p

中图分类号: TN929.52

文献标识码: A

Channel access mechanism based on equally allocation of protocol sequence for VANET

XU Zhe-xin, CAI Ling-ling, LIN Xiao, WU Yi

(College of Photonic and Electronic Engineering, Fujian Normal University, Fuzhou 350007, China)

Abstract: In order to improve the throughput performance in VANET, a channel access mechanism based on equally allocation (EA) of protocol sequence was proposed. For highway scenery, the proposed mechanism re-planned the mapping of traffic channel allocation of IEEE 802.11p to competition zone. In addition, the frame structure was also redesigned according to the characteristic of user irrepensible protocol sequence. A few bits of data were used to find out the number of nodes in the competition zone. Cyclic polling allocation was proposed to allocate the protocol sequences under average meaning. The theoretical throughput expression is derived and proved to be correct by simulation. It is also verified that the throughput of EA is more superior to classical method in a sparser distributed network or a higher PHY data rate. Equally importantly, EA can also keep relative low network overhead and available fairness about channel access of the nodes.

Key words: vehicular ad hoc networks (VANET), global navigation satellite systems (GNSS), equally allocation, channel access, IEEE 802.11p

1 引言

车载自组织网 (VANET, vehicular ad hoc network) [1] 已成为智能交通的重要组成部分, 其自组织特性将成为现有移动通信网络的重要补充。

VANET 隶属于移动自组织网 (MANET, mobile ad-hoc network) 的范畴, 但其节点的快速移动性、拓扑的高度动态性以及节点运动受道路制约的规律性使 VANET 面临新的机遇和挑战, 得到当前学术界和工业界的广泛关注 [2~4]。

收稿日期: 2015-09-28; 修回日期: 2016-03-10

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.61571128); 教育部高等学校博士学科点专项科研 (新教师类) 基金资助项目 (No.20133503120003); 福建省自然科学基金资助项目 (No.2013J01224); 福建省科技厅工业科技计划重点基金资助项目 (No.2014H0019)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.61571128), The Research Fund for the Doctoral Program of Higher Education of China (No.20133503120003), The Natural Science Foundation of Fujian Province (No.2013J01224), The Key Projects of Science and Technology Plan for Industry of the Science and Technology Department of Fujian Province (No.2014H0019)

VANET 节点的高度自由度使介质访问控制 (MAC, medium access control) 成为难题。节点的个数以及遍及的范围通常难以预测, 而频率、时隙等网络资源却是有限的, 因此需要在节点间进行网络资源合理分配及复用, 实现资源的高效利用。总体上看, 在介质访问方面可分成“竞争”和“非竞争”2类信道接入机制^[5]。采用“竞争”模式信道接入机制的节点之间无法预知信道资源的使用情况, 在一定随机性以及退避机制下实现信道资源的先后占用。IEEE 802.11p 为经典的基于竞争型信道接入思想的协议, 目前已成为车辆间通信的标准之一^[6], 并且后续提出了一些改进的版本^[7,8], 但信道接入的随机性导致了此类介质访问延迟的不确定性, 因此只能从概率意义上预测该延迟, 并且在节点分布密集时可能导致数据传输延迟性能的严重恶化, 也将影响吞吐量性能^[9]。在“非竞争”模式信道接入机制下的节点之间可按照一定秩序使用信道资源, 有序地避免信道使用冲突。传统的非竞争模式为时分多址(TDMA, time division multiple access)、频分多址(FDMA, frequency division multiple access)及码分多址(CDMA, code division multiple access)等^[10], 其中, FDMA 需要在相互通信的节点间实现频率同步, 这样一方面需要专门的同步算法, 有时还需要开辟专用信道, 无疑增大了设备成本, 并且在 VANET 中, 链路生存时间短的特点也对同步算法提出更高要求; 而 CDMA 尽管不需要进行频率资源的分配, 但相互通信的节点必须在所使用的码字上协商并确认, 这也增大了网络开销, 因此传统的 FDMA 和 CDMA 并不适合 VANET。然而, 传统的 TDMA 也不适合 VANET, 因为需要中心控制器集中式管理并分配时隙, 这对于拓扑动态化的 VANET 而言, 不但增加了布设中心控制器的网络成本, 还要面对竞争域切换等问题, 也就增大了信道资源管理的复杂度和难度^[11]。这使研究者们提出了基于分布式 TDMA 的信道接入机制, 以更适合于移动节点之间通信。CFR MAC (near collision free reservation based MAC) 提出了一种近似非竞争的资源预留 MAC 机制^[12], 该机制以 VeMAC^[13]为基础, 但是考虑了车流行驶方向和速度, 其中, 将数据帧根据车辆行驶方向分成 2 个子集, 每个子集再根据车辆运行速度再分成 3 个子集, 并且动态地调整这些子集的大小。基于“竞争”和“非竞争”的混合机制可以结合两者的长处, 并

且还可延伸运用于多信道的协调中。CS-TDMA (CSMA and self-organizing TDMA MAC)^[14]采用与 SOFTMAC^[15]类似的机制, 但将数据帧中控制部分和业务部分之间的比例根据车流密度进行动态化设计, 当车流密度低时降低控制部分的比例从而提高业务部分比例, 保障非安全类应用数据业务的吞吐量; 当车辆密度高时比例调整相反, 提高数据传输的实时性。HER-MAC (hybrid efficient and reliable MAC)^[16]在高速公路的场景下, 针对安全类应用提出的一种混合信道接入机制, 数据帧也同样被分成控制部分和业务部分, 其中, 控制部分又被分成 ABF(adaptive broadcast frame)和 CRP(contention-based reservation)2 个时隙子集, 在 CRP 中采用 CSMA/CA 的方式预留 ABF 中的时隙, 也就是对 ABF 中的时隙采用 TDMA 接入模式。总体上看, 上述各类机制复杂度较高, 对节点间协调能力提出较高的要求, 在 VANET 环境下实用性还需进一步探讨, 并且有些机制需要节点间交互各自邻居信息, 也增大了网络开销, 特别是在节点密集时, 此类开销将加剧网络拥塞恶化程度。

基于协议序列的信道接入机制成为“非竞争”信道接入机制的重要分支^[11,17,18]。通过将合理设计的二进制序列分配给节点, 序列中每个元素值对应一个时隙, 让节点根据序列中 0 或 1 有序地接收和发送数据即可。这类机制实现了确定性的介质访问, 从而保证接入延迟的有界性, 并可实现分布式运作, 从而削减了布设中心控制器的成本也降低了网络架构的复杂度。可以看出该类机制可归类于分布式 TDMA, 然而节点本身承载的分布式算法复杂度也很低, 因为节点间不需要额外的开销用于控制信息的交互或反馈。在该类机制作用下, 如果有 2 个或 2 个以上的节点在某个时隙同时发送数据分组, 则数据分组在信道发生碰撞, 不能被接收者正确接收, 但已证明了在使用用户保障(UI, user irrepresible)序列时可实现节点介质访问延迟可预知的有界性^[17,18], 这又弥补了“竞争”协议的缺陷。因此, 对于节点数不确定并且拓扑高度动态的 VANET 而言, 基于协议序列的信道接入模式将发挥重要作用。文献[11]中提出了基于全球导航卫星系统(GNSS, global navigation satellite systems)的信道接入机制(以下简称“GNSS 法”), 采用“无反馈”(feedback-free)的介质访问理念实现了分布式运作, 并通过序列集合的复用提高了实用性。但经过研究

发现, 该信道接入机制中在节点分布稀疏的情况下, 序列的利用率很低, 导致许多时隙浪费, 从而影响节点吞吐量性能。

高速公路场景将成为传统移动通信网络中的棘手问题, 主要有高速移动引起的多普勒频移、频繁切换问题以及穿透衰耗和阴影衰落等, 特别是在偏远地区和隧道等极端环境下, 对基站模式的移动通信网提出更苛刻的要求, 不得不在硬件上耗费大量人力物力做针对性的设计。上述问题都是由基站的“静止”与车辆的“高速运动”之间的矛盾导致的, 而相比之下, 车辆之间的相对移动则缓慢得多。对高速公路的常规路况而言(常规路况指无事故无拥堵的情况), 车辆运动速度范围通常在 80~120 km/h, 最大相对速度差仅 10 m/s 左右。因此, VANET 的自组织性和基于协议序列信道接入的分布式特性恰能适用于车辆间相对移动较缓慢的特点, 克服传统移动通信网的诸多问题。本文将针对高速公路场景, 以提高用户平均吞吐量为目标, 在 GNSS 法基础上提出基于协议序列平均分配算法(以下简称“均分法”)的信道接入机制, 重新划分区段并规划区段与 IEEE 802.11p 业务信道^[19,20]的映射关系, 针对 UI 序列的特性重新定义数据帧, 引入少量的反馈信息将区段内序列最大化利用, 优化吞吐量性能, 仿真结果证明了所提机制的有效性。

2 系统模型及原理分析

2.1 UI 序列生成及其特性

数学上, 协议序列仅是一串由 0 和 1 组成的二进制序列, 如 100 100 100。但从通信的角度, 当每一位二进制数表示一个时隙, 并令 0 表示接收时隙、1 表示发送时隙时, 一个协议序列就代表了一种 MAC 层信道时隙使用的模式, 并且该模式是确定性的。这样将一个协议序列分配给一个节点就相当于完成了时隙的分配, 确定性的时隙使用模式也使信道接入时延、网络吞吐量等性能可控。更关键的是, 基于协议序列的信道接入是无反馈的, 节点无需监听信道也无需交互信标帧, 直接按照序列中 0 和 1 位置决定是否发送数据, 这将大大降低网络开销, 符合 VANET 链路生存期短的特点。

序列的构造方法和脉冲位置调制非常相似。令 p 为一个素数, q 为大于等于 p 的整数, 构造周期为 $L=pq$, 汉明重量为 p 的 p 个协议序列的方法如下。

令 $g=0, \dots, p-1$, 则所构造的序列 $s_g(t)$ 的特征集为

$$I_g = \{[gl \bmod p] + lq, l=0, 1, 2, \dots, p-1\} \quad (1)$$

即周期为 pq 的序列分为 p 块, 每块长度为 q , $s_g(t)$ 中第 1 个“1”的位置位于第 1 块的第 $[gl \bmod p]$ 位。将 g 称为序列 $s_g(t)$ 的生成数。按上述方法生成的序列命名为生成素数序列(GPS, generalized prime sequences), 用符号 $\text{GPS}(p, q)$ 表示协议序列集。以 $p=5, q=7$ 为例, 对应的 GPS 集合为

$$\begin{aligned} s_0(t) &: 1000000 \ 1000000 \ 1000000 \ 1000000 \ 1000000 \\ s_1(t) &: 1000000 \ 0100000 \ 0010000 \ 0001000 \ 0000100 \\ s_2(t) &: 1000000 \ 0010000 \ 0000100 \ 0100000 \ 0001000 \\ s_3(t) &: 1000000 \ 0001000 \ 0100000 \ 0000100 \ 1000000 \\ s_4(t) &: 1000000 \ 0000100 \ 0001000 \ 0010000 \ 0100000 \end{aligned}$$

每个序列可以看成由 p 组二进制位构成, 每组 q 位并且只有一个 1, 相当于每组都完成一次时分复用。可以看到, 当同一位置上有 2 个以上 1 时, 意味着该时刻有多个节点同时处于发送状态, 那么就会发生序列碰撞; 当同一位置上只有一个 1 时, 则对应用户在该时隙能成功发送数据, 并称该 1 为“成功的 1”。每个序列第 1 组第 1 位全为 1, 并不意味着这个 1 都不会成功, 因为节点间不一定都能保持很好的帧同步。当 $q=2p-1$ 时, GPS 可构成用户保障序列, 即在一个序列周期 $L=p(2p-1)$ 内, 序列集中任一序列中至少有一个“成功的 1”, 即每个用户在一个序列周期内至少能在一个发送时隙成功发送数据^[11,18]。这就确保节点的介质访问延迟不大于序列周期 L , 实现介质访问延迟的有界性。以 $p=3, q=2p-1=5$ 的 UI 序列为例, 生成的序列集合为

$$\begin{aligned} s_0(t) &: 10000 \ 10000 \ 10000 \\ s_1(t) &: 10000 \ 01000 \ 00100 \\ s_2(t) &: 10000 \ 00100 \ 01000 \end{aligned}$$

任意 2 个序列之间通过循环移位会发现, 每个序列至多只会有一 1 被碰撞掉。这样若有 K 个用户, 则每个用户在一个序列周期中至多只会有一 $K-1$ 个 1 被碰撞掉, 也就证明了每个用户在一个序列周期中至少有一个“成功的 1”。

另外, 序列集合中序列个数必须不小于需要序列的用户个数, 才能使序列不被重复使用。否则, 使用相同序列的节点在对方通信范围内时将造成相互干扰, 导致无法成功发送数据, 而这些节点在

某一节点通信半径范围内时，导致隐藏点问题。在GPS序列中，由于参数 p 即为序列集合中序列个数，且必须为素数，因此将其设为大于最大可能用户数的最小素数。

2.2 道路区段划分及频谱规划

为实现协议序列复用，沿用文献[11]的道路区段划分思想。从高速公路入口处开始，每间隔一定距离划分为一个区段，区段长度用 l_z 表示；每个区段内部再细分为若干正六边形小区，小区半径为 h 。每个小区有自身的小区ID区分，并且其中心点地理坐标即代表整个小区的位置坐标，显然区段内的小区ID与其中心点地理坐标一一对应，并且小区ID还将与协议序列一一对应。由于区段被正六边形小区覆盖，为了方便表征小区，使用纵坐标倾斜 60° 后的直角坐标系作为新的坐标。

该划分模式如图1所示，图中给出一侧车道的划分，另一侧车道划分模式相同。设车辆长度为 l_v ，单侧高速公路的车道数 N_1 ，并设小区大小恰能容纳一辆车。设定区段内小区ID按照 $1\sim m$ 排列，则 m 等于一个区段最大可能用户数 K_{\max} 。另外，区段间小区ID对应相同，即实现小区ID复用。设节点通信半径均为 R ，文献[11]中将区段长度 l_z 设为 $2R$ ，则可避免同一节点的通信范围内有2个节点使用同一协议序列。这一措施看似可避免隐藏点问题，但实际上节点是移动的，使用同一协议序列的节点可

能在一段时间后进入同一节点的通信范围，造成隐藏点问题。

当小区大小与车辆大小相当时，序列集合规模将由区段内小区个数决定。 $q=2p-1$ 的生成素数序列具有UI序列的特性，序列集合中序列个数 p 还决定了序列周期的长度 $L=pq$ 。而UI序列能保证一个序列周期 L 内，节点至少有一个发送时隙是成功的，因此缩短 L 可提高用户平均吞吐量，也就归结为必须缩短区段的长度。为了缩短区段长度，本文将从频域角度解决序列冲突和隐藏点问题，从而提高吞吐量。如图2所示，以4个区段为一个循环，依次标注区段 $ID_z=A, B, C, D$ ，对应的频段可使用IEEE 802.11p信道中的4个业务信道，分别表示为 f_A, f_B, f_C, f_D ，并且去向和来向车道之间频段错开2个频段。这样区段的长度可缩短为 R ，因为任意点半径为 R 的范围内即使出现相同序列，但频段也必不相同，解决了序列冲突问题。GNSS法中并不区分不同行驶方向的车道，因此两侧车道的每 $2R$ 距离合并作为一个区段，则有 $l_z^{EA} = \frac{l_z^{GNSS}}{2}$ ， $N_1^{EA} = \frac{N_1^{GNSS}}{2}$ ，因此均分

法区段内最大可能用户数为GNSS法的 $\frac{1}{4}$ ，即

$$K_{\max}^{EA} = \frac{l_z^{EA}}{l_v} N_1^{EA} = \frac{\frac{1}{2} l_z^{GNSS}}{l_v} \frac{1}{2} N_1^{GNSS} = \frac{1}{4} K_{\max}^{GNSS} \quad (2)$$

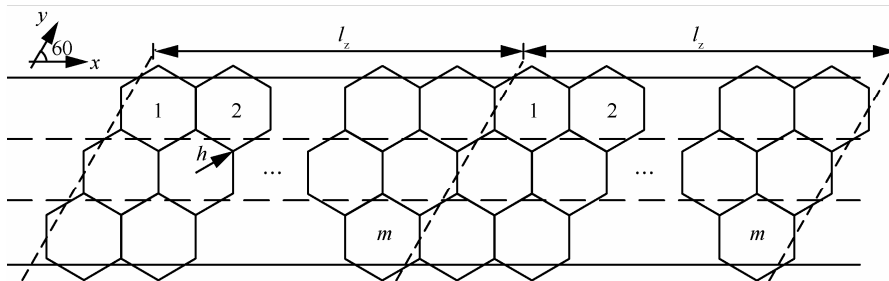


图1 高速公路区段及小区划分

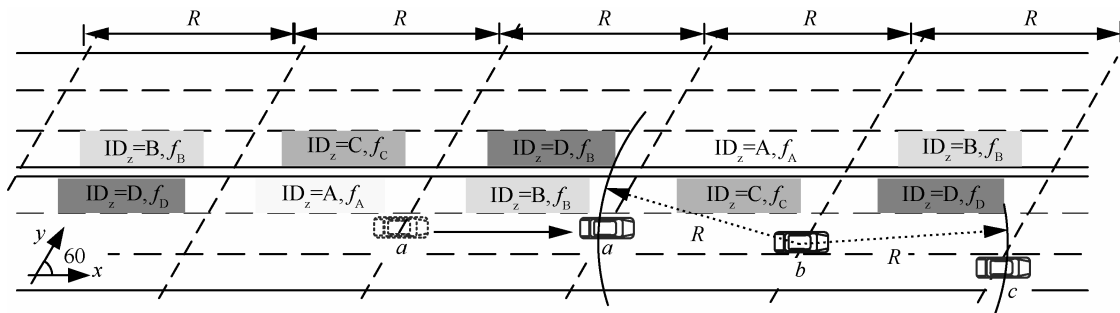


图2 基于均分法的区段分割及隐藏点问题

当 K_{\max}^{EA} 较大时, 均分法的序列周期 L 约缩短为 GNSS 法的 $\frac{1}{8}$, 即

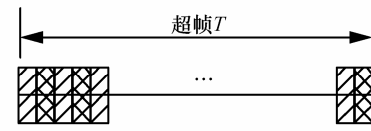
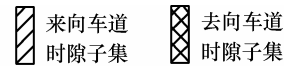
$$\begin{aligned} L^{\text{EA}} &= p^{\text{EA}} q^{\text{EA}} = p^{\text{EA}} (2p^{\text{EA}} - 1) \\ &\approx 2(K_{\max}^{\text{EA}})^2 = \frac{1}{16} 2(K_{\max}^{\text{GNSS}})^2 \\ &\approx \frac{1}{8} L^{\text{GNSS}} \end{aligned} \quad (3)$$

在确定了区段长度 $l_z=R$ 后, 即可确定均分法区段内可能的最大用户数 K_{\max}^{EA} , 将 UI 序列中参数 p 设定为大于 K_{\max}^{EA} 的最小素数, 则可生成序列个数为 p 的 UI 序列集合, 每个序列用“序列 ID”标记并且与“小区 ID”一一对应。在高速公路入口处设置路边节点, 周期性广播该高速公路所使用的区段长度划分、小区大小、序列与小区映射关系、超帧信息以及其他控制信息。

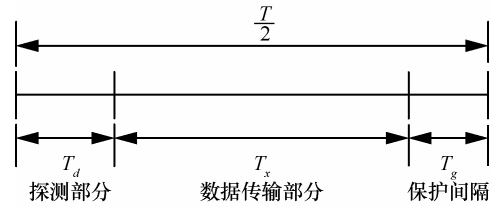
依照图 2 的分割方法若不做附加处理仍可能出现隐藏点问题, 例如图 2 中左起第一个 A 区段的节点 a 穿过 B 区段进入 C 区段时, 就可能与下一个 A 区段的节点 c 互为关于 CD 区段边界附近节点 b 的隐藏点。因此本文将通过设定超帧 T 长度防止这种情况发生。

2.3 超帧长度、结构及请求反馈机制

由于车辆节点(以下简称“节点”)占用一定面积, 将其抽象为以车载导航系统标定的点, 该点的地理位置坐标即标记为车辆坐标。在每个超帧 T 的起始时刻, 所有节点将丢弃所使用的全部序列, 根据当前自身坐标与小区中心点坐标的关系定位节点当前时刻所处的小区, 并依照高速公路入口处路边节点发布的“序列-小区”映射表重新获取新的序列。超帧太短将导致节点频繁更换序列, 太长则有可能在相同频段使用相同序列的节点出现序列碰撞或互为隐藏点。根据前文分析, 若不考虑双向行驶问题, 可简单地将节点相对位置移动跨度在一个区段的时间设定为 T , 以 80~120 km/h 限速且节点通信半径为 1 km 为例, T 约为 100 s。在双向行驶的情况下, 可借鉴 CFR MAC 及 VeMAC 中将超帧均分成 2 个子集的思想^[12,13], 来向和去向车道各使用一个子集, 分别占 50 s, 并且 2 个子集的时隙间采用交错的形式分布, 如图 3(a)所示。当对向行驶的车辆之间使用不同频段时, 交错的子集时隙之间可相互构成保护间隔。



(a) 双向车道时隙子集分布



(b) 单向车道逻辑超帧结构

图 3 均分法超帧结构

UI 序列可以保证节点在一个序列周期内至少有一个 1 是成功的, 即至少获得一个成功发送时隙。并且在给定区域内, 各节点在每个序列周期内成功的 1 和失败的 1 是确定的^[12]。这 2 个特性可使节点通过一个序列周期的观测, 确定 T 起始时刻区段内节点个数以及各自成功的 1 的位置。这种确定性特性与基于“竞争”的信道接入机制相比, 可降低数据发送的盲目性, 提高时隙利用率以及数据的发送成功率。因此, 在逻辑上一个子集时隙可看成独立的超帧, 如图 3(b)所示, 其长度为 $\frac{T}{2}$, 称为“逻辑超帧”。逻辑超帧中每帧长度为一个序列周期, 持续时间为 $L^{\text{EA}}\tau$, 其中, τ 为时隙长度。逻辑超帧为可划分为探测部分 T_d 、数据传输部分 T_x 和保护间隔 T_g 这 3 个部分。由于逻辑超帧长度不一定为帧长的整数倍, 因此可表示为 $\frac{T}{2} = FL^{\text{EA}}\tau + T_g$, 其中, F 为最大帧数; 余数部分 T_g 则定义为保护间隔; 探测部分占一个序列周期的持续时间, 即 $T_d = L^{\text{EA}}\tau$, 用于探测同区段节点总数以及各自首次成功发送的时隙位置; 剩下的帧为数据传输部分, 即 $T_x = (F-1)L^{\text{EA}}\tau$, 同区段的节点在该部分利用探测部分获得信息, 将序列集合中未使用的序列根据节点数按照一定法则均分, 以提高序列利用率, 增强吞吐量性能。

探测部分每时隙比特分配如图 4 所示, 节点在发送时隙发送的比特中有 22 bit 请求信息以及 22 bit 反馈信息, 剩下的比特用于有效数据的发送。请求信息将用于描述节点自身所处的区段、区段内临时 ID 及发送时隙序号。自身所处的区段占用 2 bit, 用

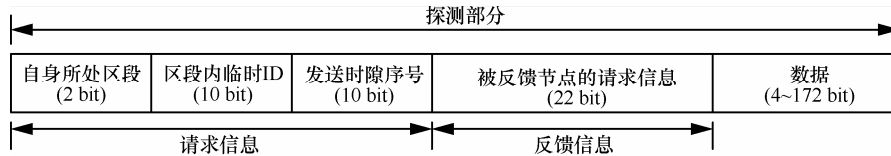


图 4 探测部分比特组成

以区分 4 个频段，即 A~D 区段分别用 00, 01, 10 11 表示；区段内临时 ID 占用 10 bit，描述 T 起始时刻节点获取的序列 ID，最大可区分 1 024 个序列，即可支持最大用户数为 2^{10} 的情况；发送时隙序号同样占用 10 bit，描述当前 1 在序列所有 1 中的位置，根据 UI 序列的特点，序列中 1 的总数等于 p ，因此根据所支持最大可能用户数为 2^{10} 的设定，发送时隙序号个数也应有 1 024 个。如设在超帧起始时刻时节点 a 位于 B 区段，且其所在小区对应序列 ID 为 32(取值范围 0~1 023)，在探测部分根据序列中元素值 0 和 1 对应进行收发操作，则当遇到第 5 个 1 时，得到此时发送时隙序号为 5(取值范围 0~1 023)，将各部分信息转换为二进制后，对应的请求信息为 0100001000000000000101，记为 $\theta_{B,32,5}^a$ 。

请求信息广播之后，由于区段长度为 R ，因此区段内每个节点都会收到信息。这样收到信息的节点就将在自身后续的发送时隙中对请求予以反馈，告知发送请求的节点对应的发送时隙已成功发送。若准备反馈的节点在等待发送时隙到来期间监听到其他节点已经对该时隙进行反馈，则将反馈信息更新为下一个未被反馈的发送时隙。这样，整个系统探测部分成功发送时隙中的请求信息总是会被下一个成功发送时隙反馈，因此，每个节点最多只需要反馈一个请求即可。反馈信息的组成和请求信息类似，内容直接复制于所需反馈的请求信息。请求及反馈过程如图 5 所示，该图给出一个序列周期 $L=15$ 的 UI 序列中，在随机入网延迟作用下各个用户发送时隙的位置，即 1 的位置。假设用户 $a\sim c$ 均位于 B 区段，获得的序列 ID 分别为 1~3。时隙 0 处，用户 a 和用户 c 发生碰撞，各自关于序列第一个 1 的请求信息发送失败，因此用户 b 时隙 2 成功发送的数据中缺省反馈信息。而此时关于其序列第一个 1 的请求信息 $\theta_{B,2,1}^b$ 成功广播给邻居节点，在传输时延忽略不计的情况下，用户 a 和用户 c 在该时隙成功接收该请求信息。因此从整个网络上看，未被反馈的请求信息为用户 b 在时隙 2 处发送的 $\theta_{B,2,1}^b$ 。时隙 5 处，用户 b 不反馈自身请求，因此反

馈信息缺省，同时发送自身序列位于时隙 5 处关于第 2 个 1 的请求信息 $\theta_{B,2,2}^b$ ；用户 a 也发送该时隙自身请求 $\theta_{B,1,2}^a$ ，并反馈用户 b 时隙 2 请求信息 $\theta_{B,2,1}^b$ ，总的发送信息记为 $(\theta_{B,1,2}^a, \theta_{B,2,1}^b)$ ，但由于与用户 b 的请求 $\theta_{B,2,2}^b$ 发生碰撞，因此两者均发送失败，此时网络中用户 b 的时隙 2 的请求信息 $\theta_{B,2,1}^b$ 仍然无法获得反馈。时隙 7 处，用户 c 获得发送机会并成功发送，将用户 b 的时隙 2 的请求添加到反馈信息中，并发送自身时隙请求信息，总的发送信息记为 $(\theta_{B,3,2}^c, \theta_{B,2,1}^b)$ ，此时网络中未被反馈的请求信息变更为用户 c 的 $\theta_{B,3,2}^c$ 。同理，该请求将在时隙 10 由用户 a 通过请求及反馈信息 $(\theta_{B,1,3}^a, \theta_{B,3,2}^c)$ 反馈。而用户 a 在时隙 10 的请求 $\theta_{B,1,3}^a$ 从图 5 的发送时隙分布中无法得到反馈，但 UI 序列每个序列周期至少成功一个 1，因此用户 a 在所有请求都无法获得反馈的情况下，可以判定最后一个发送时隙是成功的。综上，经过第一个序列周期，3 个用户均可获知自身所处区段内当前有 3 个用户，分别使用序列 ID 为 1~3 的序列，并且可以确定超帧的每帧中时隙 2、7、10 处都将分别被使用序列 ID 为 2、3、1 的用户成功占用，即同一区段内所有节点可获知区段内节点数以及各自成功的发送时隙位置。

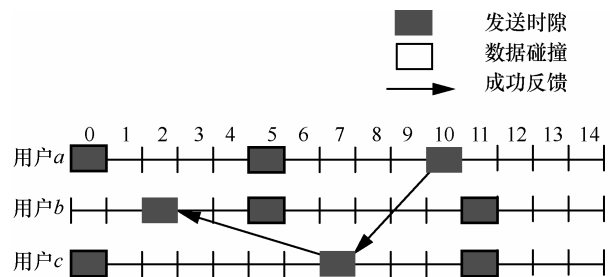


图 5 请求及反馈

2.4 序列均分法

节点在第一个序列周期后即可根据所处区段内节点数将序列集合均分成若干序列子集，并依据第一个序列周期中各节点接入顺序分配序列段。如图 5 中各节点经过第一个序列周期后可得知在超帧

T 起始时刻, 所在区段内共有 3 个用户, 从而将序列集合划分成 3 个序列子集, 每个子集包含总序列个数的 $\frac{1}{3}$, 序列个数可为小数。该过程可以用分布式运作方式完成分配, 因为每个用户获得的信息都是相同的, 计算出的结果也必然相同, 因此不需要集中式控制中心计算后下发, 每个用户在完成序列子集划分后根据自身接入次序使用对应的序列子集即可。节点将序列子集中所有序列进行“或”运算合成一个序列, 称之为“合成序列”。这样, 在超帧的数据传输部分, 即在第 2~ F 个序列周期中, 每个节点都将依据合成序列发送数据。

通常, 总序列个数在均分后存在小数部分, 本文提出“循环轮流分配算法”实现平均意义上小数个序列的分配。数据传输部分的第一个序列周期内, 序列从接入次序的第一个用户开始轮流分配, 直到所有序列分配完; 在之后的每个 L 内, 都将上一个 L 中最后一个用户的下一个用户作为当前 L 中第一个用户。例如, 有 10 个序列, 6 个用户($a\sim f$), 数据传输部分序列周期个数为 4, 则分配结果如图 6 所示。

序列ID	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	
用户ID	a	b	c	d	e	f	a	b	c	d	第2个L
	e	f	a	b	c	d	e	f	a	b	第3个L
	c	d	e	f	a	v	c	d	e	f	第4个L
	a	b	c	d	e	f	a	b	c	d	第5个L

图 6 循环轮流分配算法结果

以用户 a 为例, 在数据传输部分的 4 个序列周期所使用的序列 ID 分别为(0,6), (2,8), (4), (0,6), 总共使用 7 个·次序列。这样, 6 个用户在 4 个序列周期中分别获得的序列个·次为 7, 7, 7, 7, 6, 6, 从而平均每个用户每个周期获得的序列个·次为 $\frac{7+7+7+7+6+6}{6} = \frac{10}{6}$, 即实现了平均意义上小数个序

列的分配。这将充分利用整个序列集合, 在提高用户平均吞吐量的同时兼顾序列分配的公平性。在合成序列方面, 以用户 a 在数据传输部分中第一个序列周期(即超帧第 2 个序列周期)为例, 其使用的序列 ID 为(0,6), 即同时使用序列 ID 为 0 和 6 的序列。假设序列 ID 为 0 的序列为 100001000010000, 序列 ID 为 6 的序列为 100000100000100, 则在该周期使用的合成序列即为这 2 个序列“或”操作后的结果, 即 100001100010100。此处为表述方便并未采用实

际 UI 序列, 以避免序列书写过长, 使用实际 UI 序列时操作过程与此相同。

前文已阐明, 在超帧 T 时长的限定下, 不会出现节点移动距离超过 R 而造成隐藏点问题, 但在超帧 T 持续时间内, 节点的相对运动将使相邻区段内的节点发生混合, 但这并不影响节点中合成序列的使用。这是因为相邻区段的节点使用不同频段进行数据发送, 但接收机可接收处理 4 个频段的信号, 这样在相邻区段节点混合后仍然可以实现区段内节点以及区段间节点的通信。

2.5 均分法性能理论分析

在 VANET 中, 系统吞吐量描述的是整个网络数据传输的情况, 而各个节点实际只关心自身单位时间内能发送的数据量, 因此本文定义用户平均吞吐量为单位时间内平均每个用户所发送数据的比特数, 单位为 Mbit/s。均分法通过构造合成 UI 序列, 在不改变 UI 特性的前提下增加节点数据发送机会, 从而提高吞吐量。从序列参数的角度, 合成 UI 序列实质上是增加序列重量, 增大序列负载因子, 进而提升吞吐量性能。在均分法的作用下, 给定当前用户数 K_{now} 时, $\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}$ 个

$q=2p-1$ 的生成素数序列合成后平均意义下每时隙“成功的 1”的个数^[18]为 $f^{\text{EA}}(1-f^{\text{EA}})^{K_{\text{now}}-1}$, 从而用户平均吞吐量为

$$S_i^{\text{EA}} = \frac{[f^{\text{EA}}(1-f^{\text{EA}})^{K_{\text{now}}-1}](F-1)L^{\text{EA}}\tau b_s}{10^6 \left(\frac{T}{2}\right)} = [f^{\text{EA}}(1-f^{\text{EA}})^{K_{\text{now}}-1}] \left(\frac{T_x}{T}\right) \left(\frac{b_s}{10^6}\right) \quad (4)$$

其中, b_s 为每时隙发送的比特数, 且有

$$f^{\text{EA}} = \frac{\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}(p^{\text{EA}}-1)+1}{L^{\text{EA}}} = \frac{1}{K_{\text{now}}} \frac{p^{\text{EA}}-1}{2p^{\text{EA}}-1} + \frac{1}{(2p^{\text{EA}}-1)p^{\text{EA}}} \approx \frac{1}{2K_{\text{now}}} \quad (5)$$

在合成序列中, 依据 GPS 序列中“1”的分布特点^[12], 在 $\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}$ 个序列“或”运算后, 序列的重

量由单个序列的 p^{EA} 增大为 $\left(\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}\right)(p^{\text{EA}}-1)+1$ 。在 p^{EA} 较大的情况下（一般 $p^{\text{EA}} > 10$ ），负载因子 f^{EA} 可近似为常数 $\frac{1}{2K_{\text{now}}}$ ，用户平均吞吐量也将近似为常数，并只由 K_{now} 决定。

均分法引入了反馈机制实现了节点间信息的交互，因此需要一定的网络开销。这部分开销主要集中在每个超帧的探测部分，即第一个序列周期的请求和反馈信息收发中。该部分每个时隙发送请求及反馈信息的比特数总和记为 b_{probe} ，并且一个序列周期中 1 的个数为 p^{EA} 个，则每个节点这一序列周期需要探测信息的总比特数为 $p^{\text{EA}}b_{\text{probe}}$ ，而整个超帧每个节点共发出的数据量为探测部分发出的所有数据量和数据传输部分发出的数据量之和，即 $[p^{\text{EA}} + f^{\text{EA}}L^{\text{EA}}(F-1)]b_s$ 。定义网络开销为一个超帧中开销部分占总数据量的百分比，记为 P^{OH} ，其表达式为

$$P^{\text{OH}} = \frac{p^{\text{EA}}b_{\text{probe}}}{[p^{\text{EA}} + f^{\text{EA}}L^{\text{EA}}(F-1)]b_s} 100\% \approx \frac{b_{\text{probe}}}{b_s} \frac{1}{1 + \left(\frac{K_{\text{max}}^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}\right)(F-1)} 100\% \quad (6)$$

其中，第一个子项 $\frac{b_{\text{probe}}}{b_s}$ 表征的是探测部分每个时隙中探测消息比特数占总发送比特数的比例，本文探测部分每发送时隙探测信息为 44 bit，在物理层数据速率给定时该项为定值；当区段和小区划分确定且超帧长度给定时，上式的第 2 个子项 $\frac{1}{1 + \left(\frac{K_{\text{max}}^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}\right)(F-1)}$ 中只有当前用户数 K_{now} 是变量。可以看到 K_{now} 越小则网络开销越小，这是因为 $K_{\text{max}}^{\text{EA}}$ 的值与序列集合中序列个数相近，因此 $\frac{K_{\text{max}}^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}$ 隐含着均分后每个节点获得序列个数，显然 K_{now} 越小则在数据传输部分每个节点能在均分后获得序列个数越多，即获得更多的发送机会，从而使数据传输部分吞吐量越大，超帧中第一序列周期所消耗开销占整帧发送数据量比例也越低。

较好的信道接入机制还应考虑节点间接入的

公平性，公平性可用单位时间内节点接入信道的次数的分布表征，分布越集中则公平性越好。均分法中，超帧的探测部分为一个序列周期，每个节点均只使用一个序列，每个序列中 1 的个数均为 p^{EA} ，因此该部分节点接入信道机会均等，即 $\frac{p^{\text{EA}}}{T_d}$ 次/秒。

在超帧的数据传输部分，共有 $F-1$ 个序列周期，每个序列周期中都会把整个序列集合的 p^{EA} 个序列（总序列个数与每个序列中 1 个数恰好相同）轮流分配给当前所有用户，描述为每个序列周期的序列总数共有 p^{EA} 个·次，这样整个数据传输部分共有序列 $F-1p^{\text{EA}}$ 个·次，每个用户至少可以获得序列 $Nt_i^{\text{ps}} = \left\lfloor (F-1)\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}} \right\rfloor$ 个·次 ($i=1,2,\dots,K_{\text{now}}$)，其中 $\lfloor \cdot \rfloor$ 表示向下取整操作。剩下的 $Nt_i^{\text{ps},r} = (F-1)p^{\text{EA}} - K_{\text{now}} \left\lfloor (F-1)\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}} \right\rfloor$ 个·次序列将分配给在探测部分接入排序中前 $Nt_i^{\text{ps},r}$ 个用户。可以看出，当 $(F-1)p^{\text{EA}}$ 是 K_{now} 的整数倍时，整个超帧期间每个节点均获得 $\frac{(F-1)p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}}$ 个·次序列，各点间单位时间内接入机会均等，称之为“完全均分”；而当 $(F-1)p^{\text{EA}}$ 不是 K_{now} 的整数倍时，超帧期间所有节点获得序列分配情况如下

$$Nt_i^{\text{ps}} = \begin{cases} \left\lfloor (F-1)\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}} \right\rfloor + 1, i=1,2,\dots,Nt_i^{\text{ps},r} \\ \left\lfloor (F-1)\frac{p^{\text{EA}}}{K_{\text{now}}} \right\rfloor, i=Nt_i^{\text{ps},r}+1,\dots,K_{\text{now}} \end{cases} \quad (7)$$

也就是说节点间获得序列最大将相差 1 个·次，这意味着一个超帧周期将相差 p^{EA} 次接入机会，称之为“不完全均分”。由于数据传输主要集中在超帧的数据传输部分，因此“不完全均分”时可统计为平均每秒最大接入次数差值约为 $\frac{p^{\text{EA}}}{T_x}$ 次。再考虑到平均意义下每时隙的“成功的 1”的个数为 $f^{\text{EA}}(1-f^{\text{EA}})^{K_{\text{now}}-1}$ ，则可求得平均每秒最大成功发送数据量差值为

$$\Delta b_{\text{max}}^{\text{sec}} = \left[f^{\text{EA}}(1-f^{\text{EA}})^{K_{\text{now}}-1} \right] \left(\frac{p^{\text{EA}}}{T_x} \right) b_s \quad (8)$$

在高速公路场景下，式(8)中子项 $[f^{\text{EA}}(1-f^{\text{EA}})^{K_{\text{now}}-1}]$

$f^{EA})^{K_{\text{now}}-1}] \left(\frac{p^{EA}}{T_x} \right)$ 通常在 10^{-1} 数量级, 而当物理层

数据速率取值范围为 6~27 Mbit/s 时, b_s 为 48~216 bit。因此可推算出不完全均分的 $\Delta b_{\text{max}}^{\text{sec}}$ 在 $10^{-2} \times 10^2 \text{ bit/s}$ 的数量级, 这与以 kbit/s~Mbit/s 为单位的节点数据吞吐量而言是微小的量级。

3 性能测试与分析

3.1 仿真场景及参数设置

首先在城市交通部门获取周边高速公路交通流数据, 再通过仿真软件 SUMO 依据交通流数据构建高速公路车辆运动模型, 获得时间维度下各节点运动状态信息, 从而导入网络仿真软件 NS2 模拟节点使用基于均分法的信道接入机制的通信性能, NS2 仿真结果由 Matlab 绘制, 并与 GNSS 法比较。高速公路常规路况下节点运动速度范围约为 80~120 km/h, 可得出同向行驶车辆间最大相对速度约为 10 m/s。高速公路中应急车道较少使用, 因此单个行车方向上车道数设为 3, 每个车道宽度 3.75 m。交通部门数据显示, 周边主要高速路段在无事故无拥堵等极端情况下, 日常交通流量约在 150~1 000 辆/小时左右, 单向三车道平均每公里车辆数合计约在 10 辆以下, 而节假日峰值交通流量可高达 12 000 辆/小时, 单向三车道平均每公里车辆数合计约 130 辆。由上述参数在 SUMO 中构建长度为 10 km 的双向六车道高速公路, 使用 IDM_LC 车辆运动模型, 分别模拟单向车道每公里车辆数为 2~140 时, 车速为 80~120 km/h(约 22~33 m/s)下各车的运动轨迹并导入 NS2 中, 仿真时间设为 500 s。NS2 中节点间最大通信距离依据 IEEE 802.11p 的规定设定为 1 km, 该值远大于道路宽度, 因此可以认为均分法中区段长度的对角线长度与区段长度相等, 即假定区段长度等于通信半径时, 区段内任意位置 2 个车辆节点都在对方的一跳范围内。对向行驶的车辆间链路生存时间很短, 因此只考虑同向行驶车辆间通信。节点间通信信道及物理层参数依照 IEEE 802.11p 进行设置, 如表 1 所示。

3.2 用户平均吞吐量

用户平均吞吐量描述了节点的发送数据速率, 一方面表征了节点接入信道的频繁程度, 另一方面也表征了节点间发送数据的碰撞程度。在性能比对方面, 由于基于均分法的信道接入机制中以 4 个区段为周期循环配置, 每个区段使用 1 个 IEEE

802.11p 的业务信道发送、4 个业务信道接收, 而在 GNSS 法中每个区段均可同时使用 4 个业务信道收发, 因此本文所提机制的用户平均吞吐量性能将与单频段 GNSS 法的 4 倍比对。数据分组接入延迟可定义为数据分组在队列出口等待成功发送所需要的时间^[21], 该参数性能可通过用户平均吞吐量性能反映, 接入延迟越大用户平均吞吐量越小, 因此下面着重分析吞吐量方面的性能。

表 1 网络性能仿真参数设置

参数	值
工作频率/GHz	5.870, 5.880, 5.900, 5.910
无线传播模型	TwoRayGround
天线类型	OmniAntenna
收发天线高度/m	1
收发天线增益/dBd	0
噪声基底/dBm	-99
PHY 数据速率/(Mbit·s ⁻¹)	6~27
信道带宽/MHz	10
节点通信半径/m	1 000
时隙时长/ μs	13
发送分组频率/Hz	10
数据分组大小/byte	128
监听门限/dBm	-85
传播时延/ μs	1

给定节点通信半径为 1 km 时, 图 7 给出不同用户数量和不同物理层数据传输率下, 基于均分法的用户平均吞吐量的仿真值、理论值以及理论近似值, 并与相应的 GNSS 法比较。由图 7 可见, 所提接入机制的理论结果、理论近似结果以及仿真结果吻合, 从而证明了理论分析的有效性。另外需要说明的是, 这里只统计超帧中扣除探测开销后的数据吞吐量。

从图 7(a)中可以看出, 节点越稀疏, 均分法的优势越明显。这是因为 GNSS 法中每个节点仅使用一个序列, 节点密度越低则序列集合中未被利用的序列就越多。而在均分法中, 序列集合中的序列被完全利用, 同一区段内节点数越少, 每个节点分配到的序列个数就越多, 从而使节点获得更多的发送机会, 相比于 GNSS 法的优势就更明显。随着节点密度增大, 均分法中每个节点平均分配到的序列个数逐渐减少, 从而使用户平均吞吐量出现衰减。由于均分法中超帧的第一个序列周期运作方式与

GNSS法相同，但该序列周期每个时隙发送的数据中有部分比特将用于发送请求信息和反馈信息，因此该序列周期的有效数据吞吐量将低于GNSS法。在节点稀疏时，节点在数据传输部分可获得较多序列，从而弥补探测部分的吞吐量性能损失，获得的序列越多弥补损失后盈余的吞吐量性能越高。在实际高速公路场景中，常规路况下一般车距均保持在100 m左右，每公里最大可能用户数约为30，从图7(a)可以看到当前节点数小于30时，基于均分法的信道接入机制的性能比基于GNSS的高出一个数量级；在节假日路况下，每千米节点数将高达130左右，而此时从图7中也可以看出均分法的性能依然优于GNSS法，因此本文提出的信道接入机制具有实用价值。

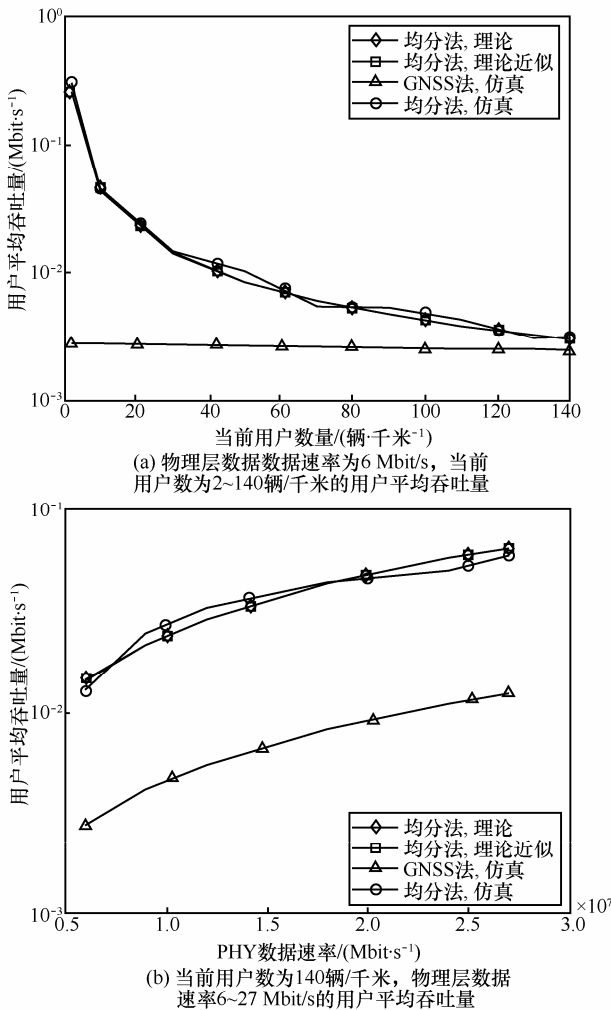


图7 均分法及GNSS法用户平均吞吐量性能

均分法中超帧探测部分每个发送时隙有44 bit用于发送请求信息和反馈信息，剩下的比特用于数

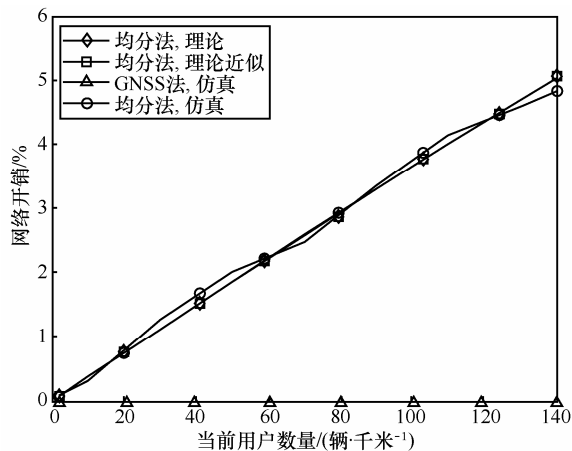
据传输，因此每个时隙允许传输的总的的数据量将影响吞吐量性能。图7(b)给出不同物理层数据传输速率对2种机制用户平均吞吐量的影响，以及两者性能对比。物理层数据传输速率变化范围依照IEEE 802.11p标准设定为6~27 Mbit/s，显然数据传输速率越大，用户平均吞吐量越大，因此图7中2条曲线都呈上升趋势。另外，图7(b)中2条曲线的性能差距随数据传输速率增大而变大，这是因为在均分法的探测消息总比特数恒定的情况下，每个时隙允许发送的比特总数越大，则可用于传输有效数据的比特量就越多，从而数据传输部分要弥补的吞吐量损失就越少，因此较基于GNSS信道接入机制的性能优势就越明显。

3.3 网络开销

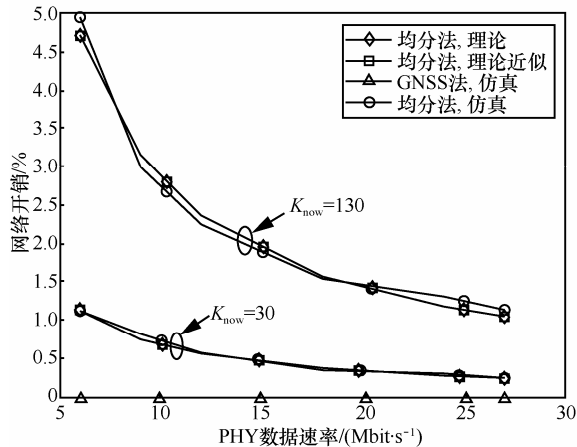
均分法中的网络开销主要集中在超帧的探测部分，该部分持续时间为一个序列周期，每个发送时隙使用44 bit用于发送时隙请求信息和反馈信息。设定总超帧时长为100 s，图8仿真了给定物理层数据速率下，不同用户数对网络开销的影响以及给定当前用户数下不同物理层数据速率对网络开销的影响，将均分法的仿真值和理论值以及理论近似值做比较，可以看出理论分析结果的有效性以及理论近似结果的正确性；也将均分法的网络开销与GNSS法做比较，由于GNSS法每个时隙都用于有效数据的发送，因此其网络开销为0。

从图8(a)可以看出，给定物理层数据速率为6 Mbit/s，随着同区段内当前用户数增加，网络开销递增。常规路况单向车道每公里30辆车的网络开销约1%左右，节假日交通高峰交通路况单向车道每公里130辆车的网络开销约5%左右。这是由于每个区段对应的序列集合一定，当区段内节点个数越少时，超帧的数据传输部分每个节点均分到的序列个数越多，即单位时间内发送机会越多，显然该部分单位时间的数据发送量越大。而在超帧的探测部分无论当前用户数多少，每个节点都只使用在超帧起点根据各自地理位置定位对应的一个序列，即网络开销的数据量恒定。因此，在超帧起始时刻同区段节点个数越少，每个节点在该超帧中网络开销越小。图8(b)给出给定同区段当前用户数为常规路况(30辆/千米)和节假日路况(130辆/千米)时，随着物理层数据速率增加，网络开销均呈现下降趋势。在物理层数据速率为6 Mbit/s增加到27 Mbit/s时，节假日路况下节点的网络开销从5%下降到1.1%，

而常规路况中节点的网络开销则从 1.15% 下降到 0.3%。这是由于当同区段节点数一定时，每个节点在超帧的数据传输部分均分到的序列个数一定，即单位时间发送次数一定，而超帧探测部分每个时隙的探测信息均为 44 bit，因此当物理层数据速率越大时每个发送时隙发出的数据量也越大，网络开销就越小。总体上看，GNSS 法虽不需要额外的网络开销，但时隙利用率较低，导致吞吐量性能不佳，均分法与 GNSS 法相比只引入了少量的网络开销，实现了吞吐量性能提升。



(a) 物理层数据数据速率为 6 Mbit/s, 当前用户数为 2~140 辆/千米的网络开销



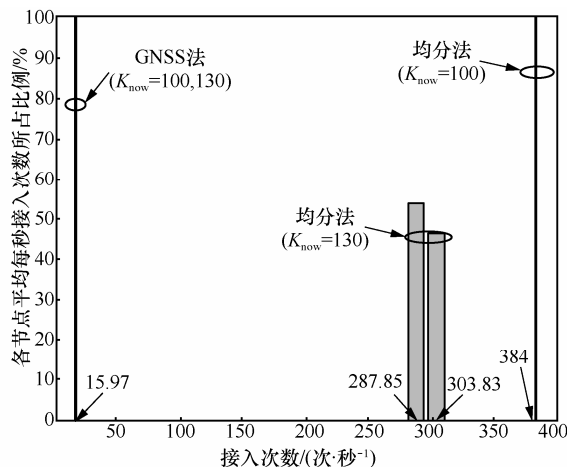
(b) 当前用户数分别为 30 辆/千米及 130 辆/千米时, 物理层数据速率 6~27 Mbit/s 的网络开销

图 8 均分法及 GNSS 法网络开销性能

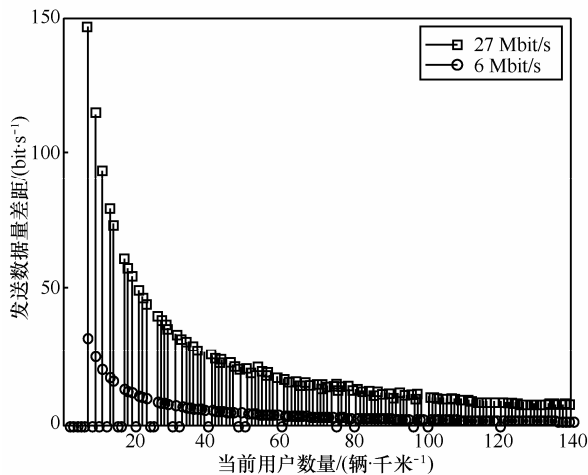
3.4 信道接入公平性

信道接入的公平性描述了节点之间接入机会的差异，对于同等优先级的节点应尽可能实现公平接入。均分法除了在每帧都充分利用整个序列集合外，在数据传输部分各帧之间采用循环轮流分配的方式提高序列分配的公平性。在理论分析部分已阐述了循环轮流分配的公平性，该部

分通过仿真模拟进一步论证这一方式的有效性，如图 9 所示。



(a) 当物理层数据 6 Mbit/s、当前用户数为 100 和 130 辆/千米时, 均分法与 GNSS 法每秒接入次数比较



(b) 均分法中, 当前用户数为 2~140 辆/千米时, 物理层数据速率在 6 Mbit/s 及 27 Mbit/s 下节点间每秒最大发送数量差距

图 9 均分法及 GNSS 法的信道接入公平性

图 9(a) 比较了给定物理层数据速率为 6 Mbit/s 且分别在单向车道 100 辆/千米及 130 辆/千米时，GNSS 法和均分法每秒接入次数。可以看到 GNSS 法中所有节点平均每秒接入次数均为 15.97 次。而均分法中，当 100 辆/千米时，各节点平均每秒的接入次数均为 384 次；当 130 辆/千米时，各节点平均每秒的接入次数集中在 287.85 次/秒及 303.83 次/秒 2 个值，并且分别占 53.8% 及 46.2%。这是因为 GNSS 法每个节点在整个超帧期间均只使用一个序列，每个序列中 1 的个数相同，因此每秒各点接入机会均等。均分法为实现充分利用整个序列集合，使用循环轮流分配方式尽可能均分序列，然而均分程度取决于同区段内当前用户数。从理论分析可以看出，当序列总个数 $(F-1)p^{EA}$ 是当

前用户数 K_{now} 的整数倍时, 如 $K_{\text{now}}=100$, 则可实现完全均分; 否则实现不完全均分, 如 $K_{\text{now}}=130$ 的情况。但在不完全均分情况下, 同区段各节点间每秒成功发送的数据量差异并不大, 如图 9(b) 所示。经仿真模拟, 在物理层数据速率为 6 Mbit/s 时, $K_{\text{now}}=130$ 对应的节点间每秒最大发送数据量差值为 1.78 bit/s。相同物理层数据速率情况下, 若出现不完全均分时, 当前用户数越少则节点间每秒最大发送数据量差值越大。如在物理层数据速率为 6 Mbit/s 时, $K_{\text{now}}=7$ 时对应的值为 32.62 bit/s。这是因为尽管不同当前用户数下, 节点间每秒最大接入次数差值均为 $\frac{P^{\text{EA}}}{T_x}$, 但节点数越少

每个时隙发送的成功率越高, 从而导致发送数据量差值越大。从图 9(b) 还可以看出, 给定当前用户数时, 物理层数据速率越大, 则节点间最大发送数据量差值越大, 如当 $K_{\text{now}}=7$ 时, 27 Mbit/s 的物理层数据速率将导致 146.75 bit/s 的发送数据量差值。这是因为 K_{now} 值一定时, 每时隙成功发送数据的概率不变, 但物理层数据速率越大则每时隙发送的数据量越大, 自然单位时间内发送的数据量差值越大。因此, 在本文设定的高速公路场景下, 当完全均分时节点间信道接入机会均等, 吞吐量性能均相同, 其公平性与 GNSS 法相当, 但明显看出单位时间内发送机会多于 GNSS 法; 当出现不完全均分时公平性弱于 GNSS 法, 但节点间吞吐量性能差值在 150 bit/s 以内, 节点的吞吐量性能通常在 kbit/s~Mbit/s 之间, 该差值可认为是微小的, 公平性仍然得到一定保障。

4 结束语

基于 GNSS 的信道接入机制通过分布式协议序列分配实现节点确定的且无反馈的信道接入模式, 但由于节点稀疏时序列集合中序列利用率低导致了吞吐量性能无法充分发挥。本文针对这一问题, 以高速公路为分析场景, 在 IEEE 802.11p 标准体系下, 提出基于协议序列平均分配算法的信道接入机制, 重新规划业务信道与区段的对应关系缩短序列周期, 重新设计帧结构引入少量反馈实现同区段节点数的监测, 并依据区段当前用户数量将整个序列集合自适应地平均分配, 从而最大化用户平均吞吐量性能。仿真表明, 在实际高速公路场景的节点密度情况下, 所提出的信道接入机制的吞吐量性能优

于 GNSS 法, 并且物理层数据速率越大, 均分法的吞吐量性能优势越明显; 在网络开销方面, 均分法比 GNSS 法开销略大, 但带来更重要的吞吐量性能的提升, 在节点密度稀疏情况下吞吐量增益更大, 并且物理层数据速率越大网络开销越小; 在信道接入公平性方面, 均分法在完全均分情况下公平性与 GNSS 法相当, 在不完全均分情况下节点间只存在少量吞吐量性能差异, 仍可获得较好的公平性。

参考文献:

- [1] HARTENSTEIN H, LABERTEAUX K P. A tutorial survey on vehicular ad hoc networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2008, 46(6): 164-171.
- [2] MICHAEL S, IMAD M. Spatial distribution and channel quality adaptive protocol for multihop wireless broadcast routing in VANET[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2013, 12(4): 722-734.
- [3] AKHTAR N, COLERI E S, OZKASAP O. Vehicle mobility and communication channel models for realistic and efficient highway VANET simulation[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2015, 64(1):248-262.
- [4] FETEIHA M F, HASSANEIN H S. Enabling cooperative relaying VANET clouds over LTE-a networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2015, 64:1468-1479.
- [5] BOOYSEN M J, ZEADALLY S, ROOYEN G J. Survey of media access control protocols for vehicular ad hoc networks[J]. IET Communications, 2011, 5(11): 1619-1631
- [6] BILSTRUP K, UHLEMANN E, STROM E G, et al. Evaluation of the IEEE 802.11p MAC method for vehicle-to-vehicle communication[C]//Vehicular Technology Conference. Calgary. c2008: 1-5.
- [7] 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.
- [8] DANG D N M, HONG C S, LEE S, et al. An efficient and reliable MAC in VANET[J]. IEEE Communications Letters, 2014, 18(4): 616-619.
- [9] QIU H J F, HO I W, TSE C K, et al. A methodology for studying 802.11p VANET broadcasting performance with practical vehicle distribution[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2015, 64(10): 4756-4769.
- [10] HADDED M, MUHLETHALER P, LAOUITI 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.
- [11] WONG W S. Transmission sequence design and allocation for wide area ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2014, 63(2):869-878.

- [12] ZOU R, LIU Z, ZHANG L, et al. A near collision free reservation based MAC protocol for VANETs[C]//Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), c2014: 1538-1543.
- [13] OMAR H A, ZHUANG W, LI L. VeMAC: a TDMA-based MAC protocol for reliable broadcast in VANET[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2013, 12(9):1724 - 1736.
- [14] ZHANG L, LIU Z, ZOU R, et al. A scalable CSMA and self-organizing TDMA MAC for IEEE 802.11 p/1609.x in VANETs[J]. Wireless Personal Communications, 2014, 74(4):1197-1212.
- [15] ABDALLA G M, ABU-RGHEFF M A, SENOUCI S M. Space orthogonal frequency-time medium access control (SOFT MAC) for VANET[C]// IEEE Information Infrastructure Symposium, c2009:1-8.
- [16] DANG D N M, DANG H N, NGUYEN V D, et al. HER-MAC: a hybrid efficient and reliable MAC for vehicular ad hoc networks[C]// 2014 IEEE 28th International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA), IEEE Computer Society, c2014: 186-193.
- [17] ZHANG Y, SHUM K W, WONG W S, et al. Binary sequences for multiple access collision channel: identification and synchronization[J]. IEEE Transactions on Communications, 2014, 62(2): 667-675
- [18] WU Y, SHUM K W, SU Q, et al. Safety messages broadcast in vehicular ad hoc[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2014, 63(3): 1467-1479
- [19] QIU H J F, HO W H, CHI K T, et al. A methodology for studying 802.11p VANET broadcasting performance with practical vehicle distribution[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2015, 64(10).
- [20] SHEU S T, CHENG Y C, WU J S, et al. Coordinated interleaving access scheme for IEEE 802.11p wireless vehicular networks[J]. IEICE Transactions on Communications, 2014, 97(4):826-842.
- [21] YEH J W. Simulation of local computer networks-a case study[J]. Computer Networks, 1979, 3(6):401-417.

作者简介:



徐哲鑫 (1985-), 男, 福建福州人, 博士, 福建师范大学讲师, 主要研究方向为无线自组织网。



蔡苓玲 (1992-), 女, 福建泉州人, 福建师范大学硕士生, 主要研究方向为无线自组织网、传输序列等。



林潇 (1981-), 男, 福建福州人, 福建师范大学助理研究员, 主要研究方向为无线网络通信。



吴怡 (1970-), 女, 辽宁葫芦岛人, 福建师范大学教授、博士生导师, 主要研究方向为无线自组织网、无线视频传输。