

基于势博弈的车载边缘计算信道分配方法

许新操¹, 刘凯¹, 刘春晖¹, 蒋豪¹, 郭松涛¹, 吴巍炜²

(1. 重庆大学计算机学院, 重庆 400044; 2. 东南大学计算机科学与工程学院, 江苏南京 210000)

摘要: 针对车载边缘计算环境中, 边缘节点在为不同数据传输任务分配信道时产生的同信道干扰 (Co-Channel Interferences, CCI) 问题, 本文形式化定义了车载边缘计算信道分配问题, 致力于为不同数据传输任务合理分配信道, 最大化数据传输任务的完成率. 利用势博弈模型将全局优化的信道分配问题转化为边缘节点间的分布式信道分配博弈, 并证明了信道分配博弈中纳什均衡的存在性. 提出了基于激励的概率更新策略选择 (Incentive-based Probability Update and Strategy Selection) 算法, 根据迭代中所选策略的激励值更新策略选择概率, 并分析算法结果收敛至纳什均衡. 最后, 通过仿真实验验证了本文算法的收敛性以及收敛结果纳什均衡的有效性, 且在任务完成率及信道利用效率上优于现有代表性算法.

关键词: 车载边缘计算; 信道分配; 势博弈; 分布式调度

中图分类号: TN919 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2021)05-0851-10

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn> **DOI:** 10.12263/DZXB.20200994

Potential Game Based Channel Allocation for Vehicular Edge Computing

XU Xin-cao¹, LIU Kai¹, LIU Chun-hui¹, JIANG Hao¹, GUO Song-tao¹, WU Wei-wei²

(1. College of Computer Science, Chongqing University, Chongqing 400044, China;

2. School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing, Jiangsu 210000, China)

Abstract: In vehicular edge computing environments, the Co-channel interferences (CCI) is a critical problem when edge nodes allocate channels for different data transmission tasks. This article formulates the problem of channel allocation in vehicular edge computing, aiming at allocating sub-channels for different data transmission tasks and maximizing the ratio of successful data transmission. We transform the global optimization problem of channel allocation into a channel allocation potential game, and prove the existence of Nash equilibrium. We propose an Incentive-based probability update and strategy selection algorithm, which updates the strategy selection probability according to the incentive value of the selected strategy in each iteration, and further analyzes the Nash equilibrium convergence of the algorithm. Finally, we verify the convergence of the proposed algorithm and the effectiveness of the Nash equilibrium. The experimental results show that the proposed algorithm outperforms existing representative algorithms in terms of the ratio of successful data transmission and channel utilization efficiency.

Key words: vehicular edge computing; channel allocation; potential game; distributed scheduling

1 引言

随着车联网中海量数据以及时延敏感型、计算密集型应用的爆发式增长, 传统云计算已难以满足车联网应用日益严格的通信需求. 边缘计算通过在靠近用户的网络边缘提供计算、存储与网络资源, 实现低时延高可靠服务^[1]. 融合边缘计算新范式, 车载边缘计算 (Vehicular Edge Computing, VEC) 获得了学界与业界广泛关注^[2-4]. 在车载边缘计算架构中, 边缘节点为客户车辆提供无线接入频谱访问服务以及如数据调

度^[5,6]、任务卸载^[3,7]、路由协议^[8,9]等各类车联应用. 伴随着网络中传输数据的日益增长, 车联网中同信道干扰 (Co-Channel Interferences, CCI) 也愈发严重^[10]. 在具有高动态网络拓扑、高移动性通信车辆节点、异构网络接口等特性的车联网环境, 如何合理高效地对边缘节点有限频谱资源进行分配, 降低同信道干扰问题的影响, 提升系统吞吐量和服务质量是车载边缘计算架构下的重要挑战.

针对新兴智能车联应用所需的高可靠低时延服务需求, Dai 等人提出了车载边缘计算内容缓存架构, 分

布在网络区域内的基站作为边缘服务器为缓存数据车辆提供通信、计算能力^[2];Guo 等人提出了融合软件定义网络的车载边缘计算架构,云端服务器作为软件定义网络控制器实现信息采集与集中控制,路侧单元作为移动边缘计算服务器提供任务卸载服务.车联网中大规模的数据传输^[11,12]使能车联应用的同时,也带来不可避免的同信道干扰问题.针对车载自组织网络中的同信道干扰问题,Eshteiwi 等人考虑 CCI 及其他因素对车对车 (Vehicle-to-Vehicle, V2V) 链路中通信质量的影响,提出了用于 V2V 通信性能评估的模型^[13];Patra 等人提出了一种信道功率控制算法来处理由于网络中车辆高移动性增加的 CCI^[14];Lee 等人考虑到多个节点之间的 CCI,同时优化了发射功率和能量收集时间以最大化网络的能量效率^[15].

车载边缘计算架构中大规模数据传输使得边缘节点间的同信道干扰问题不可避免.现有方案^[13-15]大多是基于全局信息集中式地分配信道资源,而在复杂时变的车联网环境中全局信息的获取与维护开销巨大.其次,车辆的高移动性导致数据传输链路有可能由于车辆驶离边缘节点覆盖范围而中断,进而导致数据传输任务失败.最后,传输任务本身的实时性需求使得对数据传输及时性与链路稳定性的需求更加严格,即数据传输需要在传输任务截止时间前完成.

为了解决以上问题,本文形式化定义了车载边缘计算信道分配问题,边缘节点通过对信道进行合理分配,减少不同节点间的 CCI,以最大化系统中传输任务的完成率.本文利用势博弈模型将信道分配全局优化问题转化为边缘节点间分布式信道分配博弈,并证明博弈中纳什均衡的存在性.本文提出了基于激励的概率更新策略选择算法,根据迭代中选择策略的激励值更新该策略的选择概率,并分析了算法结果收敛至纳什均衡.最后,通过仿真实验验证了算法收敛性与收敛结果,即纳什均衡的有效性,且所提算法在任务完成率以及信道利用效率方面优于现有代表性算法,能够高效利用无线信道资源完成更多的传输任务.

2 车载边缘计算信道分配

2.1 车载边缘计算架构

在车载边缘计算架构中,如图 1 所示,基站 (Basic Station, BS)、路侧单元 (Road Side Unit, RSU) 等基础设施以及具有通信接入功能的智能车辆被视作边缘节点.边缘节点在网络边缘提供计算、存储、网络等资源,缓解了传统云计算核心网络由于海量数据回传导致数据传输开销过大的问题,极大降低数据传输开销与服务满足时延.车载边缘计算架构可为车联应用赋能,例如,在本地信息分发场景中,车载边缘计算节点作为内

容分发节点,为车辆提供多媒体信息服务与地理信息相关的推荐服务等;在车载信息增强场景中,边缘节点作为计算服务提供节点,为车辆提供感知信息处理与显示服务,车辆实时感知的视频/激光雷达信号通过边缘节点处理后通过增强现实技术在车端实时显示.相比于传统云计算,车载边缘计算架构的数据传输时延更低的优势得到了硬件在环实验的验证,具体地,在碰撞预警与“透视”两个典型车联网应用中,与传统云计算架构相比,车载边缘计算架构的传输时延分别降低多达 40% 与 68%^[16].

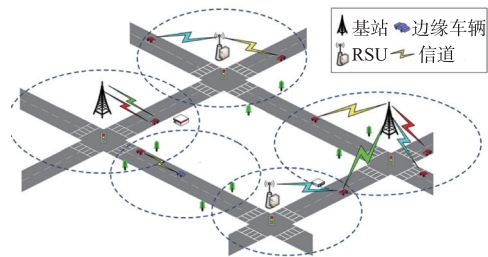


图1 车载边缘计算架构

本文假定在车载边缘计算架构中,每个边缘节点基于正交频分多址 (Orthogonal Frequency Division Multiple Access, OFDMA) 技术将拥有的频谱资源划分为多个无线信道为多车辆同时提供信道访问.用户车辆通过接入邻近的边缘节点获得无线接入和频谱访问服务.每个信道的带宽小于相干带宽,不会导致接收信号波形产生频率选择性衰落,即相邻信道间的干扰可忽略不计.因此,系统中的信道干扰主要来自于不同边缘节点使用同信道进行数据传输时的 CCI.

本文将系统服务时间划分为若干个相同长度的时间片,在每个时间片开始时,客户车辆广播数据需求,向边缘节点请求特定数据.边缘节点为当前时间片内其通讯覆盖范围内客户车辆的数据传输任务分配信道进行数据传输.本文假定系统中所有边缘节点缓存了全部请求数据;同时,各边缘节点均按照相同的频段划分信道,单个边缘节点可以给某个任务分配多个信道,单个任务也可以同时被多个边缘节点服务.当不同边缘节点分配相同频段的信道进行数据传输时,相应的数据传输任务会面临 CCI.同时,数据传输任务可能因为客户车辆驶离边缘节点的覆盖范围导致传输链路中断而失败,并且数据传输任务时效性要求传输任务在任务截止时间前完成,更加需要稳定高效的传输链路.

2.2 系统模型

本文将系统服务时间段划分为 $|T|$ 个长度为 β 的时间片,记为 $T = \{t_1, t_2, \dots, t_{|T|}\}$, $t_i = \beta, i \in [1, |T|]$.考虑到系统中所有边缘节点按照相同的频段进行无线信道划分,将系统所有可用信道集合记为 $Q = \{q_1, q_2, \dots, q_{|Q|}\}$,其中 $|Q|$ 为所有可用信道的数量.考虑到边

缘节点中包含具有移动性的车辆,边缘节点集合会随着时间改变,将时间片 t_i 的边缘节点集合记为 $E(t_i) = \{e_1, e_2, \dots, e_{|E(t_i)|}\}$, 其中 $|E(t_i)|$ 为时间片 t_i 的边缘节点数量. 将时间片 t_i 的第 n 个边缘节点记为 $e_n(t_i) = (c_n, l_n(t_i), Q_n(t_i), p_n, \omega_n)$, $e_n(t_i) \in E(t_i)$, 其中, c_n , $l_n(t_i)$, $Q_n(t_i)$, p_n , ω_n 分别表示边缘节点 $e_n(t_i)$ 的通讯半径、位置、可用信道集合、无线信道传输功率与信道传输带宽. 由于边缘节点信道均按相同频段划分,边缘节点 $e_n(t_i)$ 在时间片 t_i 的可用信道为系统所有可用信道集合的子集,即 $Q_n(t_i) \subseteq Q, \forall e_n(t_i) \in E(t_i)$.

时间片 t_i 的系统内客户车辆集合记为 $V(t_i) = \{v_1, v_2, \dots, v_{|V(t_i)|}\}$, 其中 $|V(t_i)|$ 为时间片 t_i 所有客户车辆的数量. 将时间片 t_i 中第 m 个客户车辆记为 $v_m(t_i) = (b_m(t_i), l_m(t_i))$, $v_m(t_i) \in V(t_i)$, 其中 $l_m(t_i)$ 表示客户车辆 $v_m(t_i)$ 在 t_i 时刻的车辆位置. 每个时间片内,车辆可能会产生一个数据传输任务. 客户车辆 $v_m(t_i)$ 在 t_i 时刻产生的数据传输任务为 $b_m(t_i) = (z_{mi}, t_{mi}^e)$, 其中 z_{mi} 为该车辆所需的数据大小, t_{mi}^e 为任务截止时间. 时间片 t_i 中数据传输任务集合记为 $B(t_i) = \{b_1, b_2, \dots, b_{|B(t_i)|}\}$, $b_m(t_i) \in B(t_i), \forall v_m(t_i) \in V(t_i)$. 客户车辆 $v_m(t_i)$ 和边缘节点 $e_n(t_i)$ 的距离记为 $d_{nm}(t_i) = \text{dis}(l_n(t_i), l_m(t_i))$, 其中 $\text{dis}(\cdot, \cdot)$ 为距离函数.

2.3 通信模型

考虑到车载边缘计算架构中,客户车辆与边缘节点车辆都具有高移动性,而无线网络中通信双方的位置会影响通信链路的连通性及传输质量. 本文使用考虑车辆动态移动的信号与干扰加噪声比 (Signal to Interference and Noise Ratio, SINR) 模型来衡量车载边缘计算架构中无线通信质量^[17]. 当边缘节点 $e_n(t_i)$ 给任务 $b_m(t_i)$ 分配信道 q_k 进行传输时,该边缘节点信道 q_k 上的信号与干扰加噪声比为

$$\mu_{nm}^k(t_i) = \frac{|h_{nm}|^2 \cdot \Psi \cdot d_{nm}^{-\lambda}(t_i) \cdot p_n}{\sum_{x=1, x \neq n}^{|E(t_i)|} \sum_{y=1}^{|B(t_i)|} |h_{xm}|^2 \cdot \Psi \cdot d_{xm}^{-\lambda}(t_i) \cdot p_n \cdot I_{xy}^k(t_i) + N_0} \quad (1)$$

其中, h_{nm} 为信道衰落增益 (Channel Fading Gain, CFG), Ψ 为由天线数量确定的常数, λ 为路径衰落指数 (Path Loss Exponent, PLE), N_0 为加性高斯白噪声 (Additive White Gaussian Noise, AWGN), I 为指示函数,如果在时间片 t_i 边缘节点 $e_x(t_i)$ 通过信道 q_k 传输任务 $b_y(t_i)$ 所需数据,则 $I_{xy}^k(t_i) = 1$, 否则, $I_{xy}^k(t_i) = 0$. 即 SINR 为接收端实际接收的有效信号功率除以来自其他边缘节点同信道传输带来的干扰信号以及噪声的功率之和.

根据香农公式^[18],当边缘节点 $e_n(t_i)$ 通过信道 q_k

传输任务 $b_m(t_i)$ 所需数据时的传输速率为

$$\delta_{nm}^k(t_i) = \omega_n \log_2(1 + \mu_{nm}^k(t_i)) \quad (2)$$

考虑到数据传输在客户车辆驶出边缘节点通讯范围后会中断,同时,数据传输任务需要在截止时间前完成. 本文根据数据传输任务的理论最长传输时间得到边缘节点 $e_n(t_i)$ 通过信道 q_k 传输任务 $b_m(t_i)$ 时的理论最大数据量为

$$z_{nm}^k = \int_{t_i}^{\min(t_{mi}^e, t_i + t_{mi}^e)} \delta_{nm}^k(t) dt \quad (3)$$

其中, t_{mi}^e 为任务截止时间; t_{mi}^e 为边缘节点 $e_n(t_i)$ 预测的无线信道 q_k 连接持续时间,与客户车辆 $v_m(t_i)$ 、边缘节点 $e_n(t_i)$ 之间的无线通信链路质量相关,可根据客户车辆位置和速度、道路状况、目的地等信息综合预估得出. 考虑到边缘节点可以为单个任务分配多个无线信道并行传输,且单个任务可以被多个边缘节点同时服务,故传输任务 $b_m(t_i)$ 的理论最大传输数据量是所分配信道传输数据量之和.

2.4 信道分配问题

边缘节点在时间片 t_i 上的信道分配策略记为 $A(t_i) \in \{0, 1\}^{|E(t_i)| \times |B(t_i)| \times |Q|}$, 其中,分配策略 $A(t_i)$ 中元素表示在时间片 t_i 上边缘节点 $e_n(t_i)$ 为客户车辆 $v_m(t_i)$ 的数据传输任务 $b_m(t_i)$ 分配无线信道 q_k . 考虑到数据传输过程可能会持续多个时间片,即边缘节点分配信道时可能会分配后续多个时间片进行数据传输,时间片 t_i 边缘节点的信道分配策略空间为

$$\partial(t_i) = \prod_{j=i}^{|T|} A(t_j) = A(t_i) \times A(t_{i+1}) \times \dots \times A(t_{|T|}) \quad (4)$$

考虑到边缘节点的通信范围有限,边缘节点只能对处于通信覆盖范围内的车辆分配信道. 因此,在时间片 t_i 内,如果边缘节点 $e_n(t_i)$ 与客户车辆 $v_m(t_i)$ 之间的距离大于边缘节点 $e_n(t_i)$ 的通讯半径 c_n ,则边缘节点必然不会对其分配信道:

$$a_{nm}^k(t_i) = 0, \text{ if } d_{nm}(t_i) > c_n \quad (5)$$

考虑到边缘节点中无线信道资源的独占性,在同一时段,边缘节点不能为不同任务分配相同信道,即时间片 t_i 内边缘节点的每个信道只能分配一次:

$$\sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{nm}^k(t_i) \leq 1, \forall q_k \in Q_n(t_i) \quad (6)$$

考虑到当边缘节点 $e_n(t_i)$ 做出策略后,任务所能传输的数据量不仅取决于 $e_n(t_i)$ 的信道分配策略,还取决于其他边缘节点使用相同信道时所造成的 CCI. 本文以系统中所有任务的完成率评价边缘节点所做的信道分配策略的优劣. 当边缘节点分配策略不合理,CCI 使得任务无法在截止时间前或车辆驶离节点通讯范围前完成传输所需数据量,则该任务无法完成. 可以预计,当系

统中所有边缘节点对数据传输任务合理地分配无线信道资源时,系统中同信道干扰最小时,任务完成率会提升.因此,边缘节点的整体目标是在每个时间片上做出信道分配策略,最大化数据传输任务的完成数量.基于此,本文中车载边缘计算信道分配问题定义如下:

$$\sum_{i=1}^{|T|} \max_{\theta(t_i)} \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} I_{z_m \leq \sum_{n=1}^{|E(t_i)|} \sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt$$

$$\text{s. t. } \begin{cases} \text{C1: } a_{nm}^k(t_i) \in \{0, 1\}, \forall e_n(t_i) \in E(t_i), \\ \quad \forall b_m(t_i) \in B(t_i), \forall q_k \in Q_n(t_i), \forall t_i \in T \\ \text{C2: } a_{nm}^k(t_i) = 0, \text{ if } d_{nm}(t_i) > c_n \\ \text{C3: } a_{nm}^k(t_i) = 0, \text{ if } q_k \notin Q_n(t_i) \\ \text{C4: } \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{nm}^k(t_i) \leq 1, \forall q_k \in Q_n(t_i) \\ \text{C5: } \sum_{j=i}^{|T|} a_{nm}^k(t_j) \leq \left\lfloor \frac{\min(t_{mi}^e - t_i, t_{mi}^c)}{\beta} \right\rfloor \end{cases} \quad (7)$$

当边缘节点进行信道分配时,主要考虑,C1:边缘节点在单个时间片上对单个任务的信道分配策略为0-1变量;C2:客户车辆在边缘节点覆盖范围内才能被分配信道,即分配策略需满足式(5);C3:边缘节点分配的信道必须是当前可用的信道;C4:边缘节点每个信道至多分配给一个任务,即分配策略满足式(6);C5:边缘节点分配给任务的信道占用时间片总长度需要小于任务截止时间与信道维持时间.

3 分布式信道分配博弈

针对车载边缘计算信道分配全局优化问题中全局信息获取与维护开销巨大,本文将信道分配问题转化为分布式的边缘节点信道分配博弈.在信道分配博弈中,边缘节点只需与环境进行交互获取信息,边缘节点的收益为车载边缘计算信道分配问题中成功传输任务数量.同时,本文对该博弈模型进行分析,证明了在给定势函数的情况下该博弈为完全势博弈及博弈中存在纳什均衡.故可以通过边缘节点间分布式博弈达到纳什均衡,系统中成功传输任务数量趋于稳定,以最大化数据传输任务的完成率.

3.1 博弈模型

考虑到边缘节点调度信道的周期为单个时间片,故下面关于博弈模型描述均在单个时间片内.时间片 t_i 内边缘节点集合记为 $\mathcal{N}(t_i) = \{1, 2, \dots, N\}$. 每个边缘节点的策略(Strategies)是为每个任务分配可用信道并决定信道占用时间.在时间片 t_i ,边缘节点 n 所做的某一特定策略记为

$$a_n(t_i) \in \{0, 1\}^{|B(t_i)| \times |Q_n(t_i)| \times |T| - i + 1} \quad (8)$$

在时间片 t_i ,边缘节点 n 的所有可能策略组成的策略集合记为 $\mathcal{A}_n(t_i)$, $\forall a_n(t_i) \in \mathcal{A}_n(t_i)$. 博弈中的策略

空间 \mathcal{A} 表示博弈中所有策略的集合,等于所有边缘节点策略集合的笛卡尔积(Cartesian Product):

$$\mathcal{A} = \prod_{i=1}^N \mathcal{A}_i(t_i) = \mathcal{A}_1(t_i) \times \mathcal{A}_2(t_i) \times \dots \times \mathcal{A}_N(t_i) \quad (9)$$

在时间片 t_i ,当边缘节点 n 做出策略 $a_n(t_i)$ 时,除边缘节点 n 外其他边缘节点的策略组合记为

$$a_{-n}(t_i) = (a_1(t_i), a_2(t_i), \dots, a_{n-1}(t_i), a_{n+1}(t_i), \dots, a_{N-1}(t_i), a_N(t_i)) \quad (10)$$

因此,本文用 $a(t_i) = (a_n(t_i), a_{-n}(t_i))$ 表示时间片 t_i 所有边缘节点的某一特定的联合策略.边缘节点 n 的目标是最大化自身的收益,在某一特定的策略 $a(t_i)$ 下,边缘节点 n 的收益用函数 $u_n(a_n(t_i), a_{-n}(t_i)) : \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{R}$ 表示.

$$u_n(a_n(t_i), a_{-n}(t_i)) = \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} I_{z_m \leq \sum_{n=1}^{|E(t_i)|} \sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt \quad (11)$$

故本文中分布式信道分配博弈可表示为

$$G = \{\mathcal{N}, \mathcal{A}, \{u_n\}_{n \in \mathcal{N}}\} \quad (12)$$

其中, \mathcal{N} 为参与博弈的边缘节点集合, \mathcal{A} 为所有边缘节点的策略空间, u_n 为边缘节点 n 的收益函数.

3.2 模型分析

博弈中所有边缘节点都在谋求自身的利益最大化,当博弈中所有边缘节点都无法通过改变自己策略使得自身的收益提高,则被称为纳什均衡.非合作博弈在无线网络中分布式优化问题上取得了广泛应用^[19-21].作为非合作博弈模型之一,势博弈^[22]要求任意一个边缘节点通过单方面改变自己策略所引起的收益变化与全局优化目标的变化趋势一致.

对于信道分配博弈 G ,本文给定势函数为

$$\varphi_n(a_n(t_i), a_{-n}(t_i)) = \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} I_{z_m - \theta_{m, E(t_i)/n} \leq \sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt \quad (13)$$

其中, $\theta_{m, E(t_i)/n}$ 为系统中除边缘节点 n 以外其他节点根据信道分配策略预估的任务 $b_m(t_i)$ 传输数据总量.

$$\theta_{m, E(t_i)/n} \triangleq \sum_{w=1, w \neq n}^{|E(t_i)|} \sum_{k=1}^{|Q_w(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{mw}^k(t_i)} \delta_{mw}^k(t) dt \quad (14)$$

定理 1 给定式(13)为博弈的势函数,信道分配博弈模型 G 为完全势博弈.

证明 由

$$\begin{aligned} u_n(a_n(t_i), a_{-n}(t_i)) &= \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} I_{z_m \leq \sum_{n=1}^{|E(t_i)|} \sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt \\ &= \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} I_{z_m \leq \left(\sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt + \sum_{w=1, w \neq n}^{|E(t_i)|} \sum_{k=1}^{|Q_w(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} a_{mw}^k(t_i)} \delta_{mw}^k(t) dt \right)} \end{aligned}$$

故有

$$\begin{aligned}
 & u_n(a_n(t_i)^*, a_{-n}(t_i)) - u_n(a_n(t_i), a_{-n}(t_i)) \\
 &= \sum_{m=1}^{1B(t_i)} I_{z_m \leq \sum_{n=1}^{1E(t_i)} \sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt \\
 &\quad - \sum_{m=1}^{1B(t_i)} I_{z_m \leq \sum_{n=1}^{1E(t_i)} \sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt \\
 &= \sum_{m=1}^{1B(t_i)} I_{z_m \leq \left(\sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i) \right)^*} \delta_{nm}^k(t) dt + \sum_{w=1, w \neq n}^{1E(t_i)} \sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{wm}^k(t_i)} \delta_{wm}^k(t) dt \\
 &\quad - \sum_{m=1}^{1B(t_i)} I_{z_m \leq \left(\sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i) \right)} \delta_{nm}^k(t) dt + \sum_{w=1, w \neq n}^{1E(t_i)} \sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{wm}^k(t_i)} \delta_{wm}^k(t) dt \\
 &= \sum_{m=1}^{1B(t_i)} I_{z_m - \theta_{m,E(t_i)/|n|} \leq \sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt \\
 &\quad - \sum_{m=1}^{1B(t_i)} I_{z_m - \theta_{m,E(t_i)/|n|} \leq \sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt \\
 &= \varphi_n(a_n(t_i)^*, a_{-n}(t_i)) - \varphi_n(a_n(t_i), a_{-n}(t_i))
 \end{aligned}$$

证毕

边缘节点的收益函数为信道分配问题中单个时间片上的全局优化目标. 考虑博弈中边缘节点都是完全理性的, 边缘节点会追逐自身利益最大化. 由于在分布式博弈中, 边缘节点无法获取其他边缘节点的信道分配策略, 而信道分配博弈 G 是完全势博弈且势函数的取值仅需与环境进行交互. 边缘节点仅通过更改自身策略提高势函数值, 使得全局收益目标提升.

本文中信道分配博弈 G 是一个有限边缘节点有限策略空间的完全势博弈模型, 根据有限序数势博弈存在至少一个纳什均衡^[20], 同时, 完全势博弈是一种特殊的序数势博弈, 本文证明分布式信道分配博弈 G 的纳什均衡存在性.

定理 2 分布式信道分配博弈模型 G 至少存在一个纳什均衡.

证明 策略组合 Y 为策略空间 \mathcal{A}_n 子集组成的序列, $\exists Y = (y_1, y_2, \dots, y_{|Y|})$, $Y \subseteq \mathcal{A}_n$, 对于策略组合 Y 中的元素序列 $y_1, y_2, \dots, y_{|Y|}$ 满足 $u_n(y_{q+1}, a_{-n}) \geq u_n(y_q, a_{-n})$, $\forall y_q \in Y$, 策略序列 Y 中后一个元素的收益比前一个高, 则该序列被称为改善路径, 由于边缘节点 n 的策略空间 \mathcal{A}_n 中元素有限的, 所以策略组合 Y 也是有限的, 即改善路径也是有限的, 博弈 G 具有有限改进特性 (Finite Improvement Properties, FIP), 故必然至少存在一条有限改善路径, 使得收益函数沿着改善路径增长, 并最终使得收益函数的取值最大, 达到纳什均衡.

证毕

博弈中纳什均衡为所有节点都无法通过改变自身策略增加收益的状态, 但所选策略却不一定为全局最优的策略. 为了定义博弈中最优策略, 本文首先定义帕

累托改进 (Pareto Superiority). 当边缘节点 n 可以通过从原策略 $a = (a_n, a_{-n})$ 改变为策略 $a^* = (a_n^*, a_{-n}^*)$, 使得自身收益提升, 同时不减少其他边缘节点的收益, 那么策略 a^* 对于 a 具有帕累托改进. 博弈过程中帕累托最优 (Pareto Optimality) 定义为没有任何边缘节点可以在不减少其他边缘节点收益的情况下使自身收益提高. 对于一个纳什均衡, 如果不存在其他均衡能够在任何其他边缘节点的收益都不减少的情况下, 使得至少一个边缘节点的收益上升, 那么这个均衡就是帕累托最优的. 换句话说, 如果一个纳什均衡不是帕累托最优的, 那么某些边缘节点就可以通过改变自身策略获得更高收益, 而不会使得其他边缘节点的收益减少.

4 基于激励的概率更新策略选择算法

本文设计一种基于激励的概率更新策略选择算法 (Incentive-based Probability Update and Strategy Selection, IPUS²) 实现分布式信道分配博弈的纳什均衡. IPUS²算法的主要思想是将边缘节点的势函数替代边缘节点收益作为激励, 并根据激励值更新策略的选择概率, 激励值越高的策略被选择的概率越大. 当策略的选择概率趋于稳定状态, 选择概率最大的策略也就对应着收敛至纳什均衡的策略.

4.1 基于激励的策略选择更新机制

在 IPUS²算法中, 边缘节点 n 即系统中的边缘节点作为独立智能体进行多次迭代直至收敛至纳什均衡, 每次迭代重复以下步骤: 根据策略选择概率从策略空间中选择策略 $a_n(t_i) \in \mathcal{A}_n(t_i)$; 边缘节点 n 做出策略后监测无线信道环境, 得到每个信道上受到的干扰, 以及与客户车辆进行交互得到其他边缘节点为传输任务分配的预估传输数据量; 根据激励函数评估当前策略的收益, 并基于激励值更新策略的选择概率.

边缘节点 n 在第 τ 次迭代中选择策略 $a_n(t_i) \in \mathcal{A}_n(t_i)$ 的概率记为 $x_{n,\tau}(a_n(t_i))$. 在第一次迭代时, 所有策略的选择权重都初始化为 1, 那么, 每个策略的选择概率都相等, 即 $x_{n,0}(a_n(t_i)) = 1/|\mathcal{A}_n(t_i)|$, $\forall a_n(t_i) \in \mathcal{A}_n(t_i)$. 当策略选择完成后, 边缘节点根据环境中的反馈得到激励值. 本文中, 激励函数记为 $\xi_n(a_n(t_i))$, 激励函数 $\xi_n(a_n(t_i))$ 为博弈模型中边缘节点 n 的势函数.

$$\begin{aligned}
 & \xi_n(a_n(t_i), a_{-n}(t_i)) \\
 &= \sum_{m=1}^{1B(t_i)} I_{z_m - \theta_{m,E(t_i)/|n|} \leq \sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i)} \delta_{nm}^k(t) dt
 \end{aligned} \tag{15}$$

其中, $\theta_{m,E(t_i)/|n|}$ 可通过边缘节点即边缘节点与车辆 $v_m(t_i)$ 进行交互得到. $\sum_{k=1}^{1Q(t_i)} \int_{t_i}^{t_i+\beta} \sum_{r=1}^{\infty} a_{nm}^k(t_i) \delta_{nm}^k(t) dt$ 表示边缘节点 n 给任务分配传输信道后的传输数据总量, 由于传

传输率 $\delta_{nm}^k = \omega_n \log_2(1 + \mu_{nm}^k(t_i))$ 中信号与干扰加噪声比 $\mu_{nm}^k(t_i)$ 的值与其他边缘节点的传输任务有关, 而边缘节点 n 无法获得其他边缘节点所做的决策以及未来的决策. 故边缘节点 n 通过监测当前环境下的信道所受到的干扰代替根据其他边缘节点分配策略得到的干扰总量. 边缘节点 n 在信道 q_k 受到的其他边缘节点造成的干扰总量记为 $\sigma_n^k(t_i)$, 那么边缘节点 n 在传输任务 $b_m(t_i)$ 的预估传输数据量可以近似计算为

$$\begin{aligned} & \sum_{k=1}^{|Q(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta \sum_{j=1}^{|Q(t_i)|} a_{nm}^k(t_j)} \delta_{nm}^k(t) dt \\ & \approx \sum_{m=1}^{|B(t_i)|} \sum_{k=1}^{|Q(t_i)|} \sum_{j=1}^{|Q(t_i)|} a_{nm}^k(t_j) \beta \omega_n \log_2 \left(1 + \frac{|h_{nm}|^2 \Psi d_{nm}(t_i)^{-\lambda} p_n}{\sigma_n^k(t_i) + N_0} \right) \end{aligned} \quad (16)$$

边缘节点 n 根据式(15)得到激励值 $\xi_n(a_n(t_i))$ 后, 将其加入到激励值集合 $\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i))$ 中. 边缘节点 n 根据当前策略激励值与激励值集合的最大激励值的差距评估当前策略的优劣, 概率更新函数记为

$$s_n(a_n(t_i)) = \frac{\xi_n(a_n(t_i)) - \max(\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)))}{\max(\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)))} \quad (17)$$

边缘节点 n 根据概率更新函数值更新下一次迭代中策略 $a_n(t_i)$ 的选择概率 $x_{n,\tau+1}(a_n(t_i))$:

$$x_{n,\tau+1}(a_n(t_i)) = \begin{cases} x_{n,\tau}(a_n(t_i)) + \eta s_n(a_n(t_i))(1 - x_{n,\tau}(a_n(t_i))), & s_n(a_n(t_i)) \geq 0 \\ x_{n,\tau}(a_n(t_i)) + \eta s_n(a_n(t_i))x_{n,\tau}(a_n(t_i)), & s_n(a_n(t_i)) < 0 \end{cases} \quad (18)$$

其中, $x_{n,\tau}(a_n(t_i))$ 为第 τ 次迭代中选择策略 $a_n(t_i)$ 的概率, η 为学习率, $0 < \eta < 1$. 当 $s_n(a_n(t_i)) > 0$ 时, 表示边缘节点选择策略 $a_n(t_i)$ 受到的激励优于历史策略, 并通过概率更新函数值表达优于历史策略的程度. 此时, 策略 $a_n(t_i)$ 是较优策略, 在下次迭代中, 边缘节点选择策略 $a_n(t_i)$ 的概率 $x_{n,\tau+1}(a_n(t_i))$ 在当前选择概率 $x_{n,\tau}(a_n(t_i))$ 的基础上提升, 反之, 策略选择概率降低.

4.2 IPUS²算法步骤

在每个时间片内, 各边缘节点执行基于激励的概率更新策略选择算法, 多次迭代后策略选择概率最大的策略作为边缘节点当前时间片上的信道分配策略. 基于激励的概率更新策略选择算法详细步骤如算法 1 所示. IPUS²算法主要包含初始化、策略选择、环境交互、概率更新四个步骤.

(1) 初始化: 边缘节点 n 所有策略的选择概率权重初始化为 1, 即边缘节点 n 从策略空间中选择一个策略的概率都是相等的. 同时, 当前迭代次数初始化为 0. 激励值集合 $\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i))$ 存储历史策略的激励值, 将

激励值集合 $\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i))$ 初始化为空集. 从策略空间中随机选择一个策略, 并将该策略的激励值添加到激励值集合中, 避免初次迭代中激励值集合为空集. 本步骤对应算法 1 中的第 1~3 步.

(2) 策略选择: 根据当前迭代次数 τ 的策略选择概率 $x_{n,\tau}(a_n(t_i))$ 随机从策略空间 $\mathcal{A}_n(t_i)$ 中选择一个策略 $a_n(t_i) \in \mathcal{A}_n(t_i)$, 所选策略需满足信道分配问题的约束条件. 本步骤对应算法 1 中的第 5 步.

(3) 环境交互: 边缘节点 n 通过监测当前环境中每个信道上受到其他边缘节点使用同信道进行传输造成的干扰 $\sigma_n^k(t_i)$, 并通过干扰监测量 $\sigma_n^k(t_i)$ 计算出在当前分配策略 $a_n(t_i)$ 下服务的每个传输任务所能传输的数据量 $\theta_{m,n}$, 并将预估传输数据量发送给客户车辆 $v_m(t_i)$. IPUS²算法是分布式运行在每个边缘节点上, 故客户车辆 $v_m(t_i)$ 可以获得所有服务边缘节点的预估传输数据量. 因此, 边缘节点 n 可以通过客户车辆 $v_m(t_i)$ 获得每个任务其他节点已分配的数据量 $\theta_{m,E(t_i)/|n|}$. 本步骤对应算法 1 中的第 6~9 步.

(4) 概率更新: 通过式(15)与式(16)计算出策略 $a_n(t_i)$ 对应的激励值, 然后根据式(17)计算出概率更新函数值 $s_n(a_n(t_i))$, 并根据式(18)更新下一次迭代中策略 $a_n(t_i)$ 的选择概率 $x_{n,\tau+1}(a_n(t_i))$. 边缘节点 n 进入下一次迭代, 增加迭代次数 τ . 本步骤对应算法 1 中的第 10~14 步.

算法 1 基于激励的概率更新策略选择算法

- 1: 初始化所有策略选择概率, $x_{n,0}(a_n(t_i)) = 1/|\mathcal{A}_n(t_i)|, \forall a_n(t_i) \in \mathcal{A}_n(t_i)$
- 2: 初始化当前迭代次数, $\tau = 0$
- 3: 初始化激励值集合 $\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)) = \emptyset$, 随机选择一个策略 $a_n(t_i)$ 计算激励值 $\xi_n(a_n(t_i))$ 并将其加入到激励值集合, $\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)) = \Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)) \cup \{\xi_n(a_n(t_i))\}$
- 4: Repeat
- 5: 根据 $x_{n,\tau}(a_n(t_i))$ 随机选择一个策略 $a_n(t_i) \in \mathcal{A}_n(t_i)$
- 6: 监测每个信道受到的干扰 $\sigma_n^k(t_i)$
- 7: 计算每个任务传输的数据量 $\theta_{m,n}$
- 8: 向车辆发送任务预估传输数据量 $\theta_{m,n}$
- 9: 监测每个任务其他节点已分配的数据量 $\theta_{m,E(t_i)/|n|}$
- 10: 计算激励值 $\xi_n(a_n(t_i))$
- 11: 计算概率更新函数值 $s_n(a_n(t_i))$
- 12: 将激励值 $\xi_n(a_n(t_i))$ 加入到激励值集合 $\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i))$
- 13: 更新策略 $a_n(t_i)$ 的选择概率
- 14: 增加迭代次数 $\tau = \tau + 1$
- 15: Until 达到纳什均衡状态

4.3 收敛性分析

在 IPUS²算法中, 边缘节点策略的初始选择权重均为 1, 保证初始所有策略选择概率均相同. 当边缘节点通过策略选择概率随机从策略空间中选出某一特定

策略 $a_n(t_i)$, 并得到该策略对应的激励值. 根据式 (17) 可以得到策略的概率更新函数, $\xi_n(a_n(t_i)) - \max(\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)))$ 表示当前策略 $a_n(t_i)$ 的激励值 $\xi_n(a_n(t_i))$ 与历史最高激励值的差距. 当 $\xi_n(a_n(t_i)) > \max(\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)))$ 时, $s_n(a_n(t_i)) > 0$ 表示的物理意义为当前策略相对于历史最佳策略的激励值增加. 相反地, 当策略 $a_n(t_i)$ 的激励值 $\xi_n(a_n(t_i)) < \max(\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)))$, 即表明当前策略对激励值没有提升, $s_n(a_n(t_i)) < 0$. 特殊地, 当 $\xi_n(a_n(t_i)) = \max(\Xi_n(\mathcal{A}_n(t_i)))$ 时, 激励值为 0.

边缘节点根据式 (18) 更新下一轮迭代中策略 $a_n(t_i)$ 的选择概率, 当 $s_n(a_n(t_i)) > 0$ 时, 策略 $a_n(t_i)$ 的选择概率 $x_{n,\tau+1}(a_n(t_i))$ 在当前选择概率基础上增加, 即当策略 $a_n(t_i)$ 相对于历史最佳策略的激励值增加得越多, 在新的迭代中被选择的概率也就越大. 相似地, 当 $s_n(a_n(t_i)) < 0$ 时, 策略 $a_n(t_i)$ 的选择概率 $x_{n,\tau+1}(a_n(t_i))$ 在当前选择概率基础上减少. 显然, 经过多次迭代后, 激励值提高的策略被选择的概率会越来越高, 同时, 激励值降低的策略被选择的概率会越来越低. 而当策略 $a_n(t_i)$ 是当前策略空间中激励值最高的策略时, $s_n(a_n(t_i)) = 0$, 更新的选择概率 $x_{n,\tau+1}(a_n(t_i))$ 与当前选择概率保持不变. 当选择策略空间除去策略 $a_n(t_i)$ 的其他策略时, 任何一个策略的激励值都不会比策略 $a_n(t_i)$ 高, 故其他策略被选择的概率是逐渐降低. 最后, IPUS² 算法中激励函数为分布式信道分配博弈的势函数, 故激励值增加时, 博弈中势函数值增加代表全局收益函数的增加, 当策略选择概率稳定不变时, 博弈中边缘节点无法通过改变自身策略使得收益提高, 即达到纳什均衡.

如图 2 所示, 本文给出共有 2 个边缘节点的博弈实例, 边缘节点 A 与 B 的可选策略组合分别为 $\alpha_1\beta_1$ 、 $\alpha_1\beta_2$ 、 $\alpha_2\beta_1$ 与 $\alpha_2\beta_2$, 当策略组合被选时, 边缘节点 A 与 B 的策略激励值分别为 0.5、1、1、2. 策略组合选择概率均为 0.25, 学习率为 0.5. 假定边缘节点 A、B 第一轮选择策略组合 $\alpha_1\beta_1$, 第二轮选择 $\alpha_2\beta_1$, 对边缘节点 A 来说, $s(\alpha_2) = 1$, $x_{A,2}(\alpha_2) = 0.4375$. 同样地, $x_{B,2}(\beta_1) = 0.4375$. 假定第三轮选择策略为 $\alpha_1\beta_1$, 则 $s(\alpha_1) = -0.5$, $x_{A,3}(\alpha_1) = 0.328125$, 同样地, $x_{B,3}(\beta_1) = 0.328125$, 边缘节点 A、B 选择策略 $\alpha_1\beta_1$ 的概率均降低. 假定第四轮选

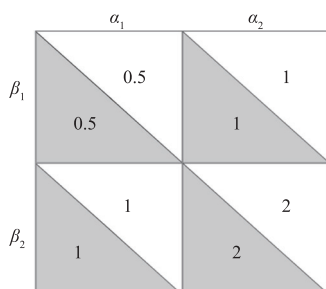


图2 边缘节点A与B博弈实例

择策略为 $\alpha_2\beta_2$, 则对边缘节点 A、B, $s(\alpha_2) = s(\beta_2) = 2$, 策略选择概率 $x_{A,4}(\alpha_2) = x_{B,4}(\beta_2) = 1$. 显然, 自此边缘节点 A 与 B 选择除 $\alpha_2\beta_2$ 外的策略组合, 策略选择概率均会降低, 当且仅当选择策略组合 $\alpha_2\beta_2$ 时, 策略选择概率维持不变. 故经过多轮迭代后, 边缘节点策略选择概率最大值的策略组合为 $\alpha_2\beta_2$, 即收益最大的策略组合.

5 实验与结果分析

本文仿真实验中使用真实环境中采集的车辆轨迹作为车辆位置信息输入, 实验场景为成都市中心 9km² 区域, 基站与 RSU 随机放置在实验场景中. 仿真实验中通过任务完成率与信道利用效率对算法性能进行评价. 最后, 本文通过仿真实验结果分别从算法收敛性、算法收敛结果纳什均衡的有效性以及算法性能对 IPUS² 进行分析.

5.1 实验设置

实验中车辆轨迹数据来源于 2014 年 8 月 20 日成都市的出租车轨迹信息*. 如图 3 所示, 实验场景为成都市中心 3 × 3km² 大小的区域, 左下角坐标点的经纬度为 (104.045824, 30.646166). 基站与 RSU 随机地放置在实验场景中作为边缘节点. 本文基站为 5G 小基站, 实验中基站、RSU、边缘车辆节点的通讯半径分别设置为 700m、500m、300m. 边缘节点除了通讯半径的差异, 不同边缘节点的信道传输功率与带宽也不相同. 当边缘节点可分配的最大功率为 p_{\max} 时, 信道的传输功率就与边缘节点分配的信道数量与最大功率相关, 即等于最大功率除以分配的信道数量. 本文假定每个信道上的带宽都相同. 实验中详细参数设置如表 1 所示.

表 1 实验参数设置

参数	值
固定边缘节点数量	11
基站/RSU/边缘车辆通讯半径 c_n	700m/500m/300m
基站/RSU/边缘车辆最大功率 p_{\max}	20W/5W/1W
信道数量 $ Q $	30
信道带宽 ω_n	5MHz
传输任务数据大小 z_{mi}	[0.5, 1] Mbit
传输任务截止时间 t_{mi}^e	[1, 2] s
信道衰落增益 h_{nm} [23]	均值 2 方差 0.4 的高斯随机变量
天线相关常数 Ψ [23]	1
路径衰落指数 λ	3
加性高斯白噪声 N_0	10 ⁻¹² W
学习率 η	0.01

5.2 评价指标

本文通过无政府状态价格 (Price of Anarchy) 评估 IPUS² 算法收敛结果纳什均衡的有效性, 即与帕累托最优的差距. 并定义了任务完成率与信道利用效率作为所提算法和对比算法的性能指标.

* <https://github.com/neardws/Incentive-based-Probability-Update-and-Strategy-Selection>.

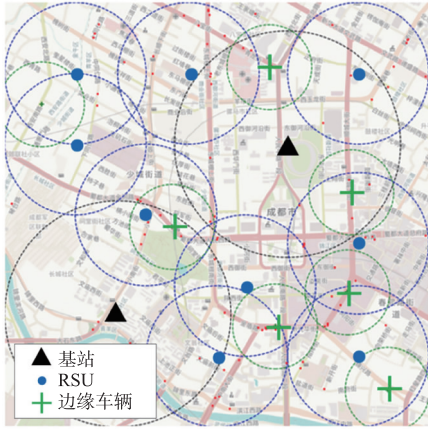


图3 实验场景中边缘节点布置

5.2.1 无政府状态价格

博弈 G 的无政府状态价格为策略空间中社会福利最大值与纳什均衡中社会福利最小值的比值:

$$PoA = \frac{\max_{a \in \mathcal{A}} w(a)}{\min_{a^* \in \mathcal{NE}} w(a^*)} \quad (19)$$

其中, \mathcal{NE} 为博弈 G 中的纳什均衡集合, $w(a)$ 为所有边缘节点的收益函数值之和, $w(a) = \sum_{n=1}^N u_n$.

5.2.2 任务完成率

时间片 t_i 上全局任务完成率 $\eta(t_i)$ 定义为所有传输任务中完成数量与任务数量的比值:

$$\eta(t_i) = \frac{\sum_{m=1}^{|B(t_i)|} I_{z_m \leq \sum_{n=1}^{|E(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta} \sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} a_{nm}^k(t_i) \delta_{nm}^k(t) dt}}{|B(t_i)|} \quad (20)$$

5.2.3 信道利用效率

时间片 t_i 上信道使用效率 $\varepsilon(t_i)$ 定义为每个任务上单位信道单位传输时间上传输的平均数据量:

$$\varepsilon(t_i) = \frac{\sum_{m=1}^{|B(t_i)|} \sum_{n=1}^{|E(t_i)|} \sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} \int_{t_i}^{t_i + \beta} \sum_{j=1}^{|T|} a_{nm}^k(t_i) \delta_{nm}^k(t) dt}{\sum_{k=1}^{|Q_n(t_i)|} \sum_{j=1}^{|T|} a_{nm}^k(t_j)} \Bigg/ |B(t_i)| \quad (21)$$

显然,任务完成率与任务完成数量正相关,可以评估系统收益与理论最大收益的差距. 信道使用效率是单位信道单个时间片上数据传输量的平均值. 效率值可以评估当前信道分配方案是否高效,即当合理分配同信道干扰小的信道进行传输,任务占用的信道数量以及信道时间更少.

5.3 实验结果分析

首先,本文通过仿真实验验证 IPUS² 算法的收敛性. 如图 4 所示,每个色块的宽度表示每个边缘节点的收益,即边缘节点覆盖范围内数据传输任务的完成数量. 在单

个时间片中,随着博弈中迭代次数的增加,边缘节点收益呈现增长趋势,即随着博弈中迭代进行,每个边缘节点的所选策略满足了更多任务的传输需求. 在第 5×10^4 次至 9×10^4 次迭代,所有边缘节点取得最大收益且保持不变. 故可以认为此时博弈中边缘节点均无法通过改变自身策略使得收益提高,即达到纳什均衡.

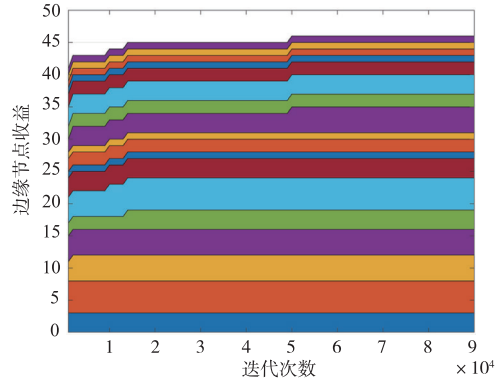


图4 单个时间片的边缘节点收益

其次,本文通过 IPUS² 算法达到的无政府状态价格评价收敛结果纳什均衡的有效性,即帕累托最优的差距. 图 5 显示 IPUS² 在不同时间片上所达到的无政府状态价格与理论最优界限接近程度,其中,图中的理论最优界限表示 $PoA = 1$,即博弈中纳什均衡集合均达到帕累托最优. 图中 IPUS² 的 PoA 与理论最优下界的差值均在 1.5 以内且不同时间片上 PoA 的值差别不大. 故 IPUS² 达到的纳什均衡是有效的且算法具有鲁棒性.

最后,本文采取了随机分配(Random Allocation, RA)与注水算法^[24](Water Filling, WF)与 IPUS² 进行对比. 其中,RA 中所有边缘节点对每个传输任务随机地分配信道,在 WF 中,边缘节点监测每个任务上各信道上的干扰,对每个任务选择信道干扰均值作为阈值,边缘节点选择干扰小于阈值的信道进行分配. 实验结果表明 IPUS² 在任务完成率与信道利用效率上均优于对比算法.

图 6 所示为在不同时间片 RA、WF 与 IPUS² 的任务完成率. 在不同时间片上,IPUS² 算法的任务完成率均大于 RA、WF,即 IPUS² 在每个时间片上可以完成的任务数均多于 RA、WF. 同时,随着时间的增加,不同算法的任务完成率均是降低的,这是因为边缘节点根据时间片进行信道分配,同时,分配的信道被占用的时间片可能多于单个时间片,故在下一个时间片,信道资源有所下降而每个时间片上均会产生新的传输任务. 因此,有限的资源与增长的数据传输任务导致了后续时间片上传输任务完成率的降低.

图 7 显示在不同时间片上,RA、WF 与 IPUS² 达到的信道利用效率. 信道利用效率为系统中边缘节点使用单个信道传输一个时间片长度的平均数据量,图中信道利用效率

单位为 Kbit。不同算法的信道利用效率均随着时间增加下降并趋于稳定。初始时刻信道利用效率最高是由于系统开始运行时信道资源较为充裕,可以通过合理分配信道资源降低 CCI,而随着时间增加,系统中传输任务增加,RA 与

WF 的信道利用效率明显低于 IPUS²。随后,算法的信道利用效率变化较为稳定,说明同一算法在系统稳定状态时对不同信道干扰问题的控制效果是一致的。IPUS²在不同时间片上的平均信道利用率优于 RA、WF。

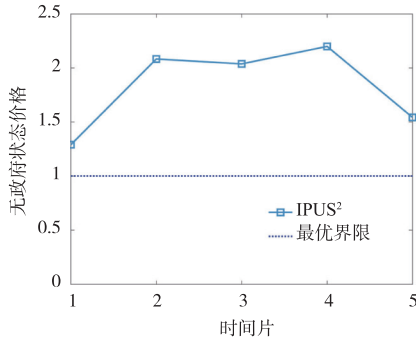


图5 不同时间片上的无政府状态价格

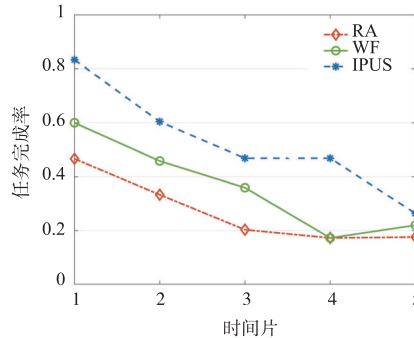


图6 不同时间片上的任务完成率

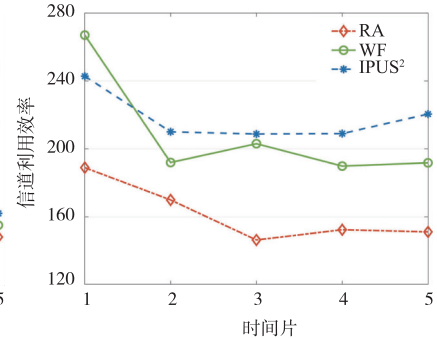


图7 不同时间片上的信道利用效率

6 总结

本文首先对车载边缘计算架构下边缘节点信道分配问题进行数学建模,并将信道分配问题转化为边缘节点间分布式的信道分配博弈,证明信道分配博弈是完全势博弈且存在纳什均衡。本文提出了基于激励的概率更新策略选择算法,通过迭代中所选策略的激励值更新该策略的选择概率,并分析了经过多次迭代,算法结果收敛至纳什均衡。最后,通过采用真实车辆轨迹的仿真实验验证了所提算法的收敛性以及收敛结果纳什均衡的有效性,实验结果表明所提算法在任务完成率及信道利用效率上优于代表性算法,在提高信道利用率的同时满足了更多的任务传输需求。

参考文献

- [1] Shi W S, Cao J, Zhang Q, et al. Edge computing: Vision and challenges[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2016, 3(5): 637-646.
- [2] Dai Y Y, Xu D, Zhang K, et al. Deep reinforcement learning and permissioned blockchain for content caching in vehicular edge computing and networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2020, 69(4): 4312-4324.
- [3] Guo H Z, Liu J J, Ren J, et al. Intelligent task offloading in vehicular edge computing networks[J]. IEEE Wireless Communications, 2020, 27(4): 126-132.
- [4] 张彦, 张科, 曹佳钰. 边缘智能驱动的车联网[J]. 物联网学报, 2018, 2(4): 40-48.
Zhang Y, Zhang K, Cao J Y. Internet of vehicles empowered by edge intelligence[J]. Chinese Journal on Internet of Things, 2018, 2(4): 40-48. (in Chinese)
- [5] Liu K, Ng J K Y, Lee V C S, et al. Cooperative data scheduling in hybrid vehicular ad hoc networks: VANET as a software defined network[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2016, 24(3): 1759-1773.
- [6] 彭鑫, 李仁发, 付彬, 等. 基于路径时延模型的车联网数据分发方案[J]. 电子学报, 2017, 45(9): 2195-2201.
Peng X, Li R F, Fu B, et al. Data dissemination based on road delay for VANETs[J]. Acta Electronica Sinica, 2017, 45(9): 2195-2201. (in Chinese)
- [7] Liu C H, Liu K, Guo S T, et al. Adaptive offloading for time-critical tasks in heterogeneous Internet of vehicles[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2020, 7(9): 7999-8011.
- [8] Kadhim A J, Seno S A H. Energy-efficient multicasting protocol based on SDN and fog computing for vehicular networks[J]. Ad Hoc Networks, 2019, 84: 68-81.
- [9] 张德干, 崔玉亚, 陈晨, 等. 一种面向高速公路车联网场景的自适应路由方法[J]. 电子学报, 2020, 48(1): 172-179.
Zhang D G, Cui Y Y, Chen C, et al. An adaptive routing method for high-speed-road scenario of the Internet of vehicle[J]. Acta Electronica Sinica, 2020, 48(1): 172-179. (in Chinese)
- [10] Ning Z L, Wang X J, Huang J. Mobile edge computing-enabled 5G vehicular networks: Toward the integration of communication and computing[J]. IEEE Vehicular Technology Magazine, 2019, 14(1): 54-61.
- [11] Xiao K, Liu K, Xu X C, et al. Efficient fog-assisted heterogeneous data services in software defined VANETs[J]. Journal of Ambient Intelligence and Humanized Computing, 2021, 12: 261-273.
- [12] Zhang K, Leng S P, Peng X, et al. Artificial intelligence inspired transmission scheduling in cognitive vehicular communications and networks[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2019, 6(2): 1987-1997.
- [13] Eshteiwi K, Kaddoum G, Selim B, et al. Impact of Co-channel interference and vehicles as obstacles on full-du-

- plex V2V cooperative wireless network[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2020, 69(7): 7503 – 7517.
- [14] Patra M, Thakur R, Murthy C S R. Improving delay and energy efficiency of vehicular networks using mobile femto access points [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2017, 66(2): 1496 – 1505.
- [15] Lee K, Lee J R, Choi H H. Learning-based joint optimization of transmit power and harvesting time in wireless-powered networks with Co-channel interference [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2020, 69(3): 3500 – 3504.
- [16] Liu K, Xu X C, Chen M L, et al. A hierarchical architecture for the future Internet of vehicles [J]. IEEE Communications Magazine, 2019, 57(7): 41 – 47.
- [17] Sadek A K, Han Z, Liu K J R. Distributed relay-assignment protocols for coverage expansion in cooperative wireless networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010, 9(4): 505 – 515.
- [18] Wyner A. Recent results in the Shannon theory [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1974, 20(1): 2 – 10.
- [19] Sun Z M, Liu Y H, Wang J, et al. Non-cooperative game of throughput and hash length for adaptive merkle tree in mobile wireless networks [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2019, 68(5): 4625 – 4650.
- [20] Zhang T T, Qin C, Molisch A F, et al. Joint allocation of spectral and power resources for non-cooperative wireless localization networks [J]. IEEE Transactions on Communications, 2016, 64(9): 3733 – 3745.
- [21] 张婷, 张德干, 赵彭真, 等. 基于博弈策略的能效优化的子载波分配方法 [J]. 电子学报, 2019, 47(12): 2561 – 2568.
- Zhang T, Zhang D G, Zhao P Z, et al. A kind of novel sub-carrier dispatching approach based on game strategy for EEO [J]. Acta Electronica Sinica, 2019, 47(12): 2561 – 2568. (in Chinese)
- [22] Yamamoto K. A comprehensive survey of potential game approaches to wireless networks [J]. IEICE Transactions on Communications, 2015, E98. B(9): 1804 – 1823.
- [23] Wang J H, Liu K, Li B, et al. Delay-sensitive multi-period computation offloading with reliability guarantees in fog networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2020, 19(9): 2062 – 2075.
- [24] Yu W, Rhee W, Boyd S, et al. Iterative water-filling for gaussian vector multiple-access channels [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2004, 50(1): 145 – 152.

作者简介



许新操 男, 1994 年 11 月出生, 江西赣州人. 2017 年获得中北大学工学学士学位. 目前在重庆大学计算机学院攻读博士学位, 主要研究方向包括车联网、边缘计算、博弈论等.
E-mail: near@cqu.edu.cn



蒋豪 男, 1998 年 1 月出生, 湖南常德人. 2020 年获得重庆大学工学学士学位. 目前在重庆大学计算机学院攻读硕士学位. 主要研究方向包括车联网、边缘计算等.
E-mail: artanis@cqu.edu.cn



刘凯 (通信作者) 男, 1984 年 8 月出生, 四川成都人. 重庆大学计算机学院教授、博士生导师. 2011 年获得香港城市大学博士学位, 2011 年 11 月至 2014 年 5 月作为博士后先后工作于新加坡南洋理工大学、香港城市大学、香港浸会大学. 主要研究方向包括车联网、边缘计算、普适计算、智能计算等.
E-mail: liukai0807@cqu.edu.cn



郭松涛 男, 1975 年 12 月出生, 河南西平人. 重庆大学计算机学院教授、博士生导师. 主要研究方向包括智能边缘计算、移动自组织网络、物联网等.
E-mail: guosongtao@cqu.edu.cn



刘春晖 男, 1997 年 3 月出生, 重庆合川人. 2019 年获得重庆大学工学学士学位. 目前在重庆大学计算机学院攻读硕士学位. 主要研究方向包括车联网、端边云协同、边缘智能等.
E-mail: chhliu0302@cqu.edu.cn



吴巍伟 男, 1983 年 11 月出生, 福建人. 东南大学计算机科学与工程学院教授、博士生导师. 2006 年获得华南理工大学学士学位, 2011 年分别获得香港城市大学与中国科技大学博士学位. 主要研究方向包括群智计算、物联网与大数据、博弈论、强化学习、调度算法等.
E-mail: weiwewu@seu.edu.cn