

城市环境车联网中基于近似算法的 RSU 部署方案

朱钧宇¹, 黄传河¹, 范茜莹¹, 覃匡宇¹, 付斌²

(1. 武汉大学计算机学院, 湖北 武汉 430072; 2. 美国得克萨斯里奥格兰德河谷大学, 得克萨斯 爱丁堡 78539)

摘要: 为了使用尽可能少的 RSU 实现对目标区域的有效覆盖, 设计 c 街道模型, 将对区域的覆盖转化为对区域内街道的覆盖, 然后, 在该模型下提出基于贪心策略的多项式 (GBP, greedy-based polynomial) 时间近似算法, 得到 RSU 的部署方案以解决覆盖问题。针对城市中一些地形复杂的区域, 设计 Cue 模型 (complex urban environment model), 将目标区域划分为子区域, 然后提出基于 shifting 策略的多项式时间近似算法, 并对算法的近似比率和时间复杂度进行了理论分析与证明。仿真结果表明, 算法 GBP 能够有效地解决城市环境车联网中的区域覆盖问题。

关键词: 车联网; RSU 部署; 区域覆盖; 近似算法

中图分类号: TP393

文献标识码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-436x.2018008

RSU deployment planning based on approximation algorithm in urban VANET

ZHU Junyu¹, HUANG Chuanhe¹, FAN Xiyang¹, QIN Kuangyu¹, FU Bin²

1. Computer School, Wuhan University, Wuhan 430072, China

2. The University of Texas Rio Grande Valley, Edinburg 78539, USA

Abstract: To minimize the number of RSU deployed to cover a specific area, a c street model transforming the area covering problem to streets covering problem was designed, and a greedy-based polynomial (GBP) time approximation algorithm was developed to obtain the optimal RSU deployment for area coverage. For complex urban environments, a Cue model (complex urban environments model) was proposed. In this model, the target area was divided into different partitions. Then, based on shifting strategy, a polynomial time approximation scheme was designed. Theoretical analysis that include the approximation ratio and time complexity of the proposed algorithm were also presented. Simulation results show that GBP can efficiently solve the coverage problem in urban VANET.

Key words: VANET, RSU deployment, covering problem, approximation algorithm

1 引言

车辆自组织网络 (VANET, vehicular ad hoc network) 作为现代智能交通系统 (ITS, intelligent transportation system) 的重要组成部分, 主要通过无线通信技术来提高道路安全和交通运营效率, 在辅助安全驾驶的同时提供多方面的娱乐服务信息,

来提升驾驶员和乘客的交通体验^[1]。VANET 主要由车辆节点和路边节点 (RSU, road side unit) 组成, 其主要通信方式分为 2 种: 车辆与车辆 (V2V, vehicle-to-vehicle) 之间的通信以及车辆与 RSU (V2R, vehicle-to-RSU) 之间的通信, V2V 使车辆可以与相邻车辆节点共享信息, V2R 使 RSU 能够与其通信范围内的车辆节点进行信息交互^[2]。

收稿日期: 2017-08-11; 修回日期: 2017-12-25

通信作者: 黄传河, huangch@whu.edu.cn

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.61772385, No.61373040, No.61572370); 美国国家科学基金会基金资助项目 (No.0845376)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.61772385, No.61373040, No.61572370), The National Science Foundation Early Career Award of USA (No.0845376)

作为 VANET 的辅助通信设施, RSU 可以应对 VANET 中因节点的快速移动引起的动态拓扑变化, 能有效地解决 VANET 的接入问题以及改善车辆节点之间的通信质量^[3]。另外, 在 VANET 中部署 RSU 实现对道路区域的覆盖, 有助于紧急交通信息在网络中的实时可靠传输^[4]。然而, 大量部署 RSU 不但会带来较高的安装和维护成本, 还有以下难点: 1) RSU 的部署受车辆移动的影响, 而车辆的实际运动轨迹是很难提前获取的; 2) RSU 的候选部署点集合很大, 从中选取最优 RSU 部署点的过程比较复杂; 3) RSU 的部署受到很多因素的影响, 如交通特征、可部署 RSU 的数量以及道路网络的拓扑结构和地理特征^[5,6]。因此, 在 RSU 数量受限的条件下, 如何选择最优的位置来部署 RSU, 实现区域的覆盖以增强网络连通性, 成为一个重要的问题。

本文主要研究了 VANET 中 RSU 的部署方案, 实现目标区域的覆盖以保证其网络连通性, 更好地为 VANET 中信息的实时可靠传输提供服务。为此, 提出以下问题: 假设城市环境中存在若干 RSU 候选点可供选择, 如何进行 RSU 的部署, 能够使用最少的 RSU 实现目标区域的覆盖。针对上述问题, 本文首先提出了 c 街道模型, 该模型中 RSU 最多覆盖 c 条街道并且仅覆盖每条街道的一部分。在此模型下, 设计了采用基于贪心策略的多项式 (GBP, greedy-based polynomial) 时间近似算法来获取 RSU 的部署方案, 通过将区域覆盖问题转化为区域内街道的覆盖问题, 首先, 得到覆盖每条街道的 RSU 集合, 然后, 求得所有街道的 RSU 集合, 取并集就是覆盖目标区域所需的 RSU 集合。本文主要考虑 RSU 的部署问题, 其中, 假定 RSU 拥有足够的信号强度, 同时具备足够的处理能力和带宽, 能够满足服务质量和通信容量等需求。

另外, 由于城市环境中某些地形比较复杂, 街道信息难以获取, 不宜采用 c 街道模型来解决区域覆盖问题。因此, 针对一些地形复杂的城市区域, 本文设计了 Cue 模型, 结合 Hochbaum 等^[7]提出的 shifting 策略, 提出了一种多项式时间近似算法。算法将目标区域划分为不同分区, 然后, 得到每个分区的 RSU 部署方案, 选择使用 RSU 最少的方案, 即近似最优 RSU 部署方案。通过理论分析可知, 该算法能够取得较高的近似精度。

综上所述, 本文的主要贡献包括以下 3 个方面。

1) 本文提出了 c 街道模型, 在该模型中, 每个 RSU 至多覆盖 c 条街道且仅覆盖每条街道上的一个区间。基于该模型, 将区域覆盖问题转化为对区域内街道的覆盖问题, 然后, 设计了多项式时间近似因子为 c 的近似算法 GBP。

2) 针对 c 街道模型下的区域覆盖问题, 证明了存在时间复杂度为 $O(n \log n)$ 的算法, 并从理论上证明了当 $c \geq 3$ 时, 基于 c 街道模型的覆盖问题是 NP-hard 问题。

3) 针对城市环境中一些地形复杂的区域, 由于街道信息难以收集, 采用 c 街道模型的效果不是很理想。本文提出了 Cue 模型, 然后, 设计了基于 shifting 策略的多项式时间近似算法, 通过将目标区域划分为子区域, 找出子区域的覆盖方案, 进而得到目标区域的覆盖方案。最后, 对算法进行了相应的理论分析与证明。

2 相关工作

通常用以下几个因素来衡量 VANET 中 RSU 部署方案的性能, 如区域的覆盖率^[8]、安装和维护设施的成本以及 RSU 辅助下信息传输的时延^[9]。现有的工作主要研究如何平衡这些因素以实现理想的网络性能和通信质量^[10]。

Omar 等^[11]提出了新的网关部署策略, 在最小化网关安装成本的同时保证了车辆和网关通信的概率大于预先定义的阈值, 同时最大化提出的目标函数值, 所提算法假设道路上车辆的数目以及车辆在城市的每个地点相遇的概率为已知信息。然而, 道路上车辆的数目以及车辆的相遇概率等信息不仅涉及用户的隐私, 在实际情况下也是很难收集的。

Trullols 等^[12]针对 DP (dissemination point) 的部署问题, 讨论了 3 种不同的区域覆盖问题形式, 包括最大覆盖率问题 (MCP, maximum coverage problem)、背包问题 (KP, knapsack problem) 以及与时间阈值相关的最大覆盖问题 (MCTTP, maximum coverage with time threshold problem)。为了能够让 DP 在目标区域内覆盖更多的车辆, 本文主要研究 MCP, 提出了简单的启发式算法, 提高车辆和 DP 之间的通信性能, 同时优化传输时延。该启发式算法能够在较大规模的环境下得到近似最优的方案, 但是只有在获取车辆移动特征的前提下才能实现移动用户的近似最优覆盖。

基于 Trullols 等^[12]的研究, Cavalcante 等^[13]提出了一种基因算法 (GA) 用来解决 MCTTP。Lin 等^[14]提出了一种车载骨干网络协议来动态支持从 RSU 到沿着高速公路行驶的车辆的信流, 然后提出了一种分析模型, 以精确表征在规定的中断概率约束下可达到的最大吞吐率。根据 OGM (overlap based greedy method), Rizk 等^[15]提出了在城市和乡村地区基于贪心算法的 RSU 部署方案, 且主要考虑 RSU 的覆盖范围和重复覆盖率, 实现了较好的目标区域覆盖效果。

为了最小化 RSU 的部署数目, Yan 等^[16]提出了在交叉路口安装 AP (access point) 的问题, 分别讨论了如何使用最少的 AP 来保证区域内的车辆均在网络覆盖内以及在有限的预算下部署 AP 才能最大化网络可覆盖的车辆比例, 然后, 提出了多项式时间启发式算法 (ABS, adapted-bipartite-based heuristics), 通过使用 ABS, 证明了在普通平面图中的 NP-hard 问题均可在二分图中多项式时间内解决。Zhu 等^[17]研究基站可最大限度地延长城市覆盖范围的关键问题, 然后, 提出了最大化预期感测覆盖范围的新目标, 同时考虑到了车辆的随机移动性和车辆行驶的规律。Cheng 等^[18]采用背包斯坦纳树 (KCST, knapsack constrained Steiner tree) 模型来描述特定区域的覆盖问题, 然后, 利用拉格朗日分解方法来求近似最优方案, 同时考虑了安装预算和网络覆盖率。

Wang 等^[19]分析了 VANET 在 RSU 辅助下的信息传输时延, 并提出了数学模型来描述道路信息传输的平均时延和邻居 RSU 之间距离的关系, 该结果为时延要求较高的交通应用提供了一种可参考的 RSU 部署距离。Zhang 等^[20]设计了一种通用的系统架构来优化车联网的性能, 分别针对实时交通和时延容忍交通 2 种情况进行分析, 得到了 2 种不同情况下获得的吞吐量, 并对时延容忍交通的时延界限作了说明, 最后, 提出了 AP 部署算法, 在满足服务质量的同时部署最少的 AP。

Kim 等^[21]将不同状态的 RSU 部署方案相结合, 分别在固定地点部署 RSU、利用公共交通和政府拥有的可完全控制的车辆, 提出了新的 RSU 部署框架, 在控制预算的同时实现时空覆盖的最大化。Liu 等^[22]分析了 VANET 高速公路情况下紧急信息广播的总时延, 进而得到了 RSU 最优部署数目和道路距离的关系。Jalooli 等^[23]以最小传输时延为目

标, 提出了基于安全应用的 RSU 部署算法。Mukherjee 等^[24]首次考虑了事件传输时 RSU 的成本开销以及其容量。Li 等^[25]同时考虑了 VANET 中车辆的多样性, 数据的不同种类、大小和时间敏感性以及 RSU 的有限容量, 提出了上下文感知的优化问题, 并设计了相应的解决方案。为了实现特定区域内信息传输的成本最小, Li 等^[26]设计了四叉树模型来表示区域的层次分解, 然后选择最优的 RSU 将信息转发到目标区域。

Sun 等^[27]提出了一种高成本效益的 RSU 部署方案, 以保证任何地方的 OBU (on board unit) 能够在一定的驾驶时间内与 RSU 进行通信, 并且调整路由来更新短期证书的额外时间开销是很小的。奎晓燕等^[28]根据真实的车辆行驶数据提出了综合考虑中心性和均匀性的 RSU 部署算法, 以优化网络整体性能。刘明等^[29]对随机部署方式下的覆盖问题进行了研究, 并且提出了一个数学模型, 只要已知监测范围和节点感知半径的比值, 就可以计算出达到服务质量期望所需要的节点数量。黄晓等^[30]针对在实际应用中, 节点随机部署可能出现与基站不能正常通信的问题, 提出了一种使用与基站连通的节点作为代理解决基站不可达节点的方案, 并根据节点存储的路由信息给出了一种节点连通性的判定算法。谢永等^[31]提出了一种面向高速公路场景的无间隙协助下载方法, 充分利用车辆和 AP 的交互, 进一步提高协助下载的稳定性。

大多数工作着重于研究通过优化 RSU 的部署来提高网络吞吐量、降低消息传输时延以及 RSU 的安装维护开销, 而本文针对不同的城市环境, 将对目标区域的覆盖分别转化为对区域内街道的覆盖以及子区域的覆盖, 然后在已有的 RSU 候选放置点中找出对应的近似最优 RSU 部署方案, 能够有效地实现对目标区域的网络覆盖, 有助于网络内信息的实时可靠传输。

3 网络场景和覆盖问题描述

假定目标区域内所有街道均在一个平面图上, 将交叉路口看作图中的节点。地理区域示意如图 1 所示, 其中, 虚线圆圈内的区域即所要覆盖的目标区域, RSU 设施表示可供选择的 RSU 部署候选点。假定目标区域中有一系列随机分布的 RSU 部署候选点, 本文的目标是从候选点中选择最少数目的位置点来部署 RSU, 从而实现区域的最大覆盖。

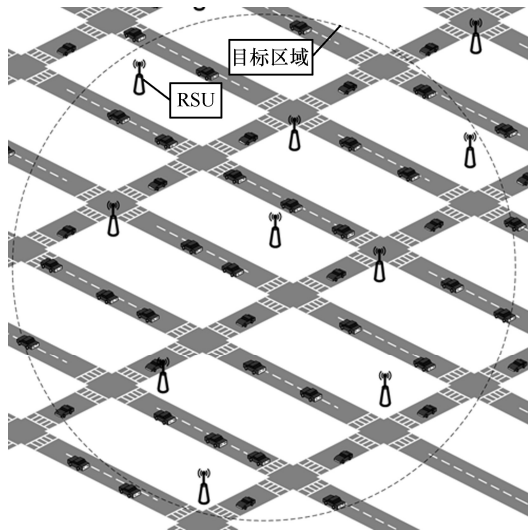


图 1 地理区域示意

假设目标区域内的 RSU 集合为 $R = \{R_1, R_2, \dots, R_n\}$, 路边节点 R_i 覆盖的区域为 $D(R_i)$, 这里用街道区间的集合 $\{I_{i,1}, I_{i,2}, \dots, I_{i,t}\}$ 来表示区域 $D(R_i)$, 另外, 用 $C(R)$ 表示 RSU 集合所覆盖的区域, 为 $\bigcup_{R_i \in R} D(R_i)$ 。

综上所述, 本文将目标区域的覆盖问题转化为该区域内街道集合的覆盖问题, 然后找出能够覆盖街道集合的最小 RSU 集合, 实现区域覆盖的最大化。本文所用到的参数及其含义如表 1 所示。

变量	含义
r	RSU 通信范围
i, j, m, s, t	整数参数
R	待选 RSU 部署点集合
S	目标覆盖街道集合
S_i	所需覆盖的街道
c	整数参数, 用于 c 街道模型
I_{ij}	RSU 的 R_i 覆盖的街道区间
C_i	S_i 的最优覆盖集合
$f(\cdot)$	十字路口的数量
$g(\cdot)$	$2rl \times 2rl$ 区域内可供选择的 RSU 个数
n	目标区域内可供选择的 RSU 个数
C^*	最优覆盖方案
B	目标覆盖区域
SA	shifting 策略
A	用于求解宽度为 $2rl$ 的区域部署方案的局部算法
l	近似精度控制参数
L_i	由多个宽为 $2rl$ 区域组成的区域
P_i	若干 L_i 组成的区域
I_i	街道区间

4 基于贪心策略的街道区间覆盖方案

为了解决区域覆盖问题, 将对区域内街道的覆盖问题转化为街道区间的覆盖问题。针对该问题, 本节首先提出了街道区间覆盖算法, 在此基础上提出了基于贪心策略的多项式时间近似算法, 并对算法进行了相关的理论分析。

4.1 基于贪心策略的多项式时间近似算法

本节提出了 c 街道模型, 在该模型中, 每个 RSU 至多覆盖 c 条街道且仅覆盖每条街道上的一个区间。针对该覆盖模型, 本文提出了基于贪心策略的多项式时间近似算法来解决目标区域的覆盖问题。

首先, 假定 $C(\cdot)$ 表示一对光滑函数, 街道 S 可定义为二维平面上的曲线 $C(t): [a, b] \rightarrow (-\infty, +\infty) \times (-\infty, +\infty)$ 。若函数 $C(\cdot)$ 是一对线性函数, 街道可以看作一条线段。例如, $C(t) = (t, 2t)$, t 取值范围为 $[0, 1]$, 那么 $C(t)$ 可表示平面上连接点 $(0, 0)$ 和 $(1, 2)$ 的线段对应的街道。若 $t \in [a', b'] \subseteq [a, b]$, $a \leq a' \leq b' \leq b$, 曲线 $C(t)$ 的连续区域为街道 S 的区间。

然后, 将对街道的覆盖问题转化为对街道区间的覆盖问题。假定 I_1, I_2, \dots, I_m 表示街道区间列表。对 $I = [a, b]$, 有以下定义: $Left(I) = a$, $Right(I) = b$, 区间长度为 $[[a - b] = b - a$, 对于 $a \in I_i$, 如果 $I_i \cap I$ 为集合 $\{I_i \cap I: a \in I_i, 1 \leq i \leq m\}$ 中最长的区间, 那么称 I_i 对区间 $I (I = [a, b])$ 有最左覆盖。

为了实现目标区域的有效覆盖, 首先提出了区间覆盖算法 (interval covering algorithm), 如算法 1 所示。通过该算法得到覆盖目标区域内每条街道所需的 RSU 集合, 在步骤 6) 中得到区间 I 的最左覆盖 I_j , 将 I_j 加入目标集合 C , 循环该过程直到区间 I 被覆盖。在此基础上设计了基于贪心策略的多项式时间近似算法, 如算法 2 所示, 算法 2 在步骤 5) 调用算法 1, 得到区域内所有街道的覆盖方案, 对所有街道的 RSU 集合取并集 (步骤 8)), 即覆盖目标区域所需要的 RSU 集合。

算法 1 区间覆盖算法

输入 所需覆盖的街道区间 I , 子区间列表 I_1, I_2, \dots, I_n , $I \subseteq I_1 \cup I_2 \dots \cup I_n$, 空集合 C

输出 I_1, I_2, \dots, I_n 的子集合 $C = \{I_{k_1}, I_{k_2}, \dots, I_{k_m}\}$,

使得 $I \subseteq I_{k_1} \cup I_{k_2} \cup \dots \cup I_{k_m}$

1) 令 $C = \emptyset$;

- 2) 令 $Uncovered=I$;
- 3) 令 $a = Left(Uncovered)$;
- 4) 令 $b = I_j \cup Uncovered, j \in \{1, 2, \dots, n\}$;
- 5) 重复以下操作
- 6) if ($a \in I_j$ & b 最大)
- 7) $C = C \cup \{I_j\}$;
- 8) $Uncovered = Uncovered - I_j$;
- 9) until $Uncovered = \emptyset$;
- 10) 输出 C 为区间覆盖方案;
- 11) end

算法 2 基于贪心策略的多项式时间近似算法

输入 路边单元 RSU 候选点集合 R , 目标覆盖街道集合 S

输出 路边单元集合 R' , 其中, 包括能够覆盖街道集合的最少数目的 RSU

- 1) 令 S_1, S_2, \dots, S_m 分别表示集合 S 中所需覆盖的街道;
- 2) 令 $Uncovered_i = S_i, i = 1, 2, \dots, m$;
- 3) 令 $C_i = \emptyset$;
- 4) for ($i = 1, 2, \dots, m$)
- 5) 调用区间覆盖算法 (算法 1);
- 6) 返回街道 S_i 的覆盖方案 C_i ;
- 7) end for
- 8) 输出 $C_1 \cup C_2 \cup \dots \cup C_m$;
- 9) end

4.2 路边节点对街道区间的覆盖

本节分析了一维街道区间覆盖问题的时间复杂度, 并证明了 c 街道模型下提出的多项式时间算法的近似因子。

引理 1 对于一维区间覆盖问题, 存在时间复杂度为 $O(n \log n)$ 的算法, 这里 n 为算法输入的街道区间数目。

证明 根据算法 1, 将所有输入区间按左侧边界排序, 归并排序算法的时间复杂度为 $O(n \log n)$ 。然后采用贪心算法, 根据从左到右的顺序选取区间来覆盖街道, 通常选择靠近未被覆盖街道的最左侧边界的区间, 同时该区间能够覆盖最长的街道区域, 则总时间为 $O(n \log n)$ 。下面通过简单的归纳来证明算法的正确性。从所有待选列表中选出的前 k 个区间能够对目标区间 I 产生最大的左侧覆盖, 只需证明算法 1 输出的前 k 个集合 $I_{j_1}, I_{j_2}, \dots, I_{j_k}$ 满足以下条件即可。

1) $I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k}$ 是一个区间; 2) $a \in I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k}, I = [a, b]$; 3) $|I \cap (I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k})|$ 是 k 个集中能够同时满足条件 1) 和条件 2) 的最大区间。

当 $k=1$ 时上述条件显然成立, 假定选择的前 k 个区间满足条件 1)~条件 3)。考虑 $k+1$ 的情况, 假设 $I_{u_1}, I_{u_2}, \dots, I_{u_{k+1}}$ 表示 $k+1$ 个区间的集合, 满足上述 3 个条件并对 I 有最大左侧覆盖。 $I_{j_1}, I_{j_2}, \dots, I_{j_k}$ 为算法输出的前 k 个区间, 根据归纳假设, 这 k 个区间同时满足条件 1)~条件 3), 可以得到 $I \cap (I_{u_1} \cap I_{u_2} \cap \dots \cap I_{u_k}) \subseteq I \cap (I_{j_1} \cap I_{j_2} \cap \dots \cap I_{j_k})$ 。由此可知, $I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k} \cup I_{u_{k+1}}$ 是一个区间。

如果 $Right(I \cap (I_{j_1} \cap I_{j_2} \cap \dots \cap I_{j_k})) \notin I_{u_{k+1}}$, 有 $I \cup (I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k} \cup I_{u_{k+1}}) = I \cap (I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k})$ 。

如果 $Right(I \cap (I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k})) \in I_{u_{k+1}}$, 有 $I \cap (I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k} \cup I_{u_{k+1}}) = I \cap (I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k} \cup I_{j_{k+1}})$ 。

因此, 当算法选择了区间 $I_{j_{k+1}}$ 时, 可以得到 $|I \cap (I_{j_1} \cup I_{j_2} \cup \dots \cup I_{j_k} \cup I_{j_{k+1}})| \geq |I \cap (I_{u_1} \cup I_{u_2} \cup \dots \cup I_{u_k} \cup I_{u_{k+1}})|$, 于是得到 $I_{j_1}, I_{j_2}, \dots, I_{j_k}, I_{j_{k+1}}$ 满足条件 1)~条件 3)。

证毕。

定理 1 在 c 街道模型下, 存在用于解决区域覆盖问题的近似因子为 c 的多项式时间近似算法。

证明 假设 S_1, S_2, \dots, S_m 是需要覆盖的街道集合, C_i 为 $S_i (i = 1, 2, \dots, m)$ 的最优覆盖, $C_1 \cup C_2 \cup \dots \cup C_m$ 为输出的近似最优覆盖方案。

假设 C^* 为最优覆盖方案, C_i^* 为 C^* 中覆盖 S_i 的 RSU 集合, 有以下不等式成立。

$$\begin{aligned}
 |C_1 \cup C_2 \cup \dots \cup C_m| &\leq |C_1| + |C_2| + \dots + |C_m| \\
 &\leq |C_1^*| + |C_2^*| + \dots + |C_m^*| \\
 &\leq c |C_1^* \cup C_2^* \cup \dots \cup C_m^*| \\
 &\leq c |C^*| \tag{1}
 \end{aligned}$$

其中, C_i 表示街道 S_i 的最优覆盖方案, C_i^* 则表示在全局最优覆盖方案中街道 S_i 的覆盖方案, 因此 $|C_1| + |C_2| + \dots + |C_m| \leq |C_1^*| + |C_2^*| + \dots + |C_m^*|$ 。在 c 街道模型中, 每个 RSU 最多覆盖 c 条街道, 因此 $|C_1^*| + |C_2^*| + \dots + |C_m^*| \leq c |C_1^* \cup C_2^* \cup \dots \cup C_m^*|$ 。

证毕。

4.3 NP-hard 问题

本节将证明定理 2，得到当每个 RSU 覆盖 3 条街道时，区域覆盖问题仍然是 NP-hard 问题。

X 、 Y 、 Z 为 3 个有限且不相交的集合， T 为 $X \times Y \times Z$ 的子集，因此， T 可以表示为三元组 (x, y, z) ，满足 $x \in X, y \in Y, z \in Z$ 。如果任意 2 个不同的三元组 $(x_1, y_1, z_1) \in M, (x_2, y_2, z_2) \in M$ ，满足 $x_1 \neq x_2, y_1 \neq y_2, z_1 \neq z_2$ ，那么 $M \subseteq T$ 是一个三维匹配。

三维匹配问题是为了确定 $T \subseteq X \times Y \times Z$ 是否有三维匹配，这是一个经典的 NP 完全问题^[32]。

定理 2 c 街道模型下，如果 $c \geq 3$ 或仅有 3 条街道，那么该区域覆盖问题是 NP-hard 问题。

证明 将该问题归约为三维匹配问题。假定 T 表示一个三元组集合， $T \subseteq X \times Y \times Z$ 。考虑 3 条街道 S_1, S_2, S_3 ，将街道 $S_i (i=1,2,3)$ 划分成 m 个区域 $I_{i,1}, I_{i,2}, \dots, I_{i,m}$ ， $m = |X| = |Y| = |Z|$ ，其中， $X = \{x_1, x_2, \dots, x_m\}$ ， $Y = \{y_1, y_2, \dots, y_m\}$ ， $Z = \{z_1, z_2, \dots, z_m\}$ 。对于任意 $(x_a, y_b, z_c) \in T$ ，假设存在路边节点 R_{x_a, y_b, z_c} 可以覆盖 3 条街道上的区间 $I_{1,a}, I_{2,b}, I_{3,c}$ 。

如果有且仅有 m 个 RSU 来覆盖这些街道，可以得知存在三维匹配方案。与此同时，由于每条街道都有 m 个区域，而每个 RSU 仅覆盖其中一个区域，可得知使用少于 m 个 RSU 是不可能实现覆盖方案的。

证毕。

5 基于 shifting 策略的区域覆盖方案

由于一些城市区域的地形比较复杂，难以获取具体街道信息，利用基于 c 街道模型的 GBP 算法不能有效地解决区域覆盖问题。针对这种环境，本文设计了相应的 Cue 模型用于解决区域覆盖问题，该模型能够体现更多的城市环境特性。在该城市模型下，结合 Hochbaum 等^[7]提出的 shifting 策略，本文提出了一个解决区域覆盖问题的多项式时间近似算法，并对算法进行了相应的理论分析和证明。

5.1 Cue 模型及相关参数定义

基于 shifting 策略，本文设计了多项式时间近似算法用来解决区域覆盖问题，在该近似算法中，采用了 Cue 模型。与 c 街道模型相比，该城市模型能体现更多的地理特征。模型中用到的术语及其含义如下。

定义 1 City 表示部署有路边节点 RSU 的城市环境。

1) City 的街道图 $G(V, E)$ 为一个平面图，图中的节点表示交叉路口，边 (u, v) 为连接节点 u 和 v 的街道区间。

2) 对于 $G(V, E)$ 中的路径 $p = v_1 v_2 \dots v_k$ ，假定 w 为街道 $v_i v_{i+1}$ 上的一点，若 q 为 $v_1 v_2 \dots v_i$ 和 $v_i v_{i+1}$ 上从 v_i 到点 w 的路段的总和，则称 q 是 p 的起始部分。

3) 如果 $G(V, E)$ 中最多有 $k (k \leq d)$ 条路径经过节点 v ，称节点 v 有 d -star 特征。图 2 是 d -star 示例，其中有 6 条路径经过节点 v ，分别是 a 、 b 、 c 、从 e 到 d 、从 e 到 f 、从 e 到 g ，此时， $d=6$ 。

4) 对于图 $G(V, E)$ 中路边节点 R 覆盖范围内的任意节点 v ，如果有 $k (k \leq d)$ 条路径 p_1, \dots, p_k 经过 v ，节点 v 有 d -star 性质，同时 R 仅覆盖 p_1, \dots, p_k 的起始部分，则称 R 的覆盖具有 d -star 特征。

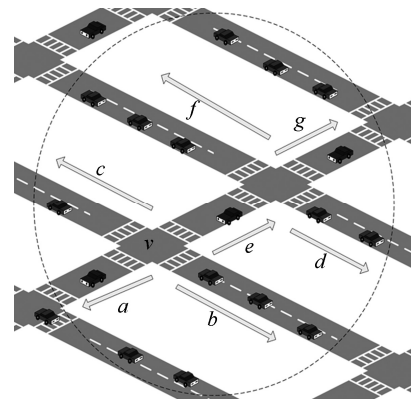


图 2 d -star 示例

在 Cue 模型中， $(r, d, f(\cdot), g(\cdot))$ ： r 是正实数， d 是整数， $f(\cdot) : N \rightarrow N$ ， $g(\cdot, \cdot) : N \times N \rightarrow N$ ， $l > 0$ 是用来控制近似精度的整数。该模型满足以下条件。

- 1) 每个 RSU 的传输范围为 r 。
- 2) 在 $2rl \times 2rl$ 区域内最多有 $f(l)$ 个交叉路口。
- 3) 每个 RSU 均具有 d -star 的覆盖性质。
- 4) 在 $2rl \times 2rl$ 区域内，最多有 $g(l, n)(g(l, n) \leq n)$ 个 RSU， n 为可选 RSU 的总数，其中， $2rl$ 为 $2r$ 和 l 的乘积。

城市模型中的一个特例：当 $d=4$ 时，每个 RSU 覆盖街道的一个区间，或交叉路口处的 2 条街道区间。

5.2 基于 shifting 策略的近似算法

本节首先介绍了近似算法采用的核心思想 shifting 策略，然后描述了所提出的多项式时间近似

算法, 并对算法的近似精度和时间复杂度进行了理论分析和证明。文献[7]将 shifting 策略描述为一种统一的方法, 用来解决大量的几何覆盖和装箱问题, 并且可能适用于超出这些范围的问题。通过重复使用 shifting 策略, 选择一个最有利的解决方案, 可以得到分治算法的误差界。

本文的目标是选择最少数目的 RSU 来覆盖目标区域。shifting 策略首先将目标区域划分为宽度为 $2r$ 的垂直区域, 每个分区是左边闭合右边开放, 以便于下一阶段的 shifting。将 l 个连续分区组合成宽度为 $2rl$ 的区域, 然后将上一个划分向右移动 $2r$, 形成新的划分。重复 shifting 操作 l 次后回到初始的划分状态。将这 l 个划分状态分别表示为 P_1, P_2, \dots, P_l 。在每个划分状态中, 使用局部算法 A 找到该划分中的部署方案, 算法 3 在步骤 4) 对算法 A 进行了描述, 然后引理 4 证明了算法 A 存在的正确性并分析了其时间复杂度。重复应用算法 A , 分别找出 l 个划分状态下的 RSU 部署方案, 选择使用最少 RSU 的区域覆盖方案, 即近似最优 RSU 部署方案。

B 为目标区域, R 为 RSU 集合, P 为街道的区间集合, RSU 的传输范围为 r 。将 B 划分为宽度为 $2r$ 的垂直区域, 表示为 B_1, B_2, \dots, B_k 。不失一般性, 假定每 2 个连续的垂直区域处至少有一个 RSU (否则, 该覆盖问题将分解为 2 个独立的区域覆盖问题), 由此得到垂直区域的数目为 $O(|R|)$ 。根据 shifting 策略, 将每 l 个相邻的垂直区域组合成一个宽度为 $2rl$ 的区域, 新的区域可以表示为

$$L_i = B_i \cup B_{i+1} \cup \dots \cup B_{i+l-1}, i = 1, \dots, k-l+1$$

$$\text{或 } B_i \cup B_{i+1} \cup \dots \cup B_k, i = k-l+2, \dots, k \quad (2)$$

同时定义 $L_i^0 = B_1 \cup B_2 \cup \dots \cup B_{i-1}$ 表示前 $i-1$ 个垂直区域的集合, 第 i 个 shifting 状态由 $P_i = \{L_i^0, L_i, L_{i+l}, \dots, L_{i+l}\}$ 组成, 形成了区域 B 的新划分状态 $B = L_i^0 \cup L_i \cup L_{i+l} \dots \cup L_{i+l}$ 。图 3 给出了 shifting 策略的简单示例, 其中, $k=6, l=3$, 将区域 B 分割为 6 个宽度为 $2r$ 的垂直区域 B_1, B_2, \dots, B_6 , 然后将 3 个相邻区域组合为宽度为 $6r$ 的区域 L_1, L_2, \dots, L_5 。

结合上述 shifting 策略, 本文提出了一个多项式时间近似算法, 如算法 3 所示。区域 B 的第 i 个垂直划分 P_i 表示为 $P_V(B, i)$, $P_V(B, i)$ 的首

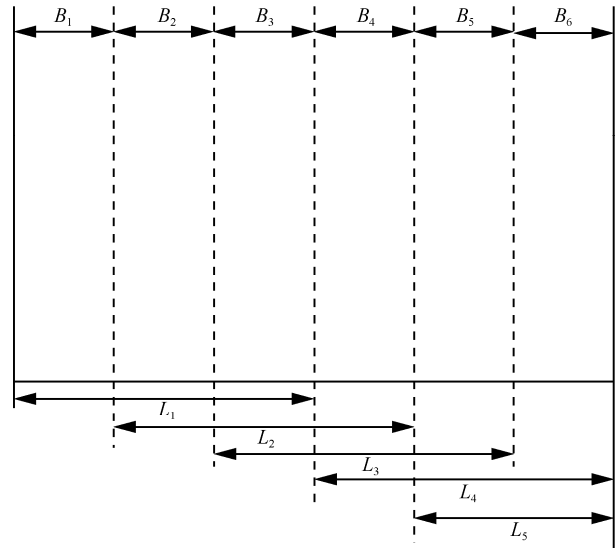


图 3 shifting 策略示例

个区域 L_i^0 表示为 $P_V(B, i, 0)$, 第 $j(j \geq 1)$ 个区域 L_i^j 表示为 $P_V(B, i, j)$, $P_H(B, i)$ 和 $P_H(B, i, j)$ 则分别表示 B 的第 i 个水平划分和第 i 个水平划分的第 j 个区域。

算法 3 基于 shifting 策略的多项式时间近似算法

输入 目标区域 B , 街道区间集合 P , RSU 集合 R , 局部算法 A

输出 能够覆盖 B 内街道区间的 RSU 集合 $SA(B)$

- 1) 将区域 B 划分成宽度为 $2r$ 的垂直区域, 表示为 B_1, B_2, \dots, B_k ;
- 2) 将垂直区域组合或垂直划分, 表示为 $P_V(B, 1), P_V(B, 2), \dots, P_V(B, m)$;
- 3) 组合区域 $P_H(P_V(B, i, j))$ 的水平划分, 表示为 $P_H(B, i, j)$;
- 4) 找到 $2rl \times 2rl$ 的区域 $P_H(P_V(B, i, j), s, t)$ 的最优覆盖方案 $a_{i,j,s,t}$;
- 5) for i, j, s do
- 6) $a_{i,j,s} = \sum_t a_{i,j,s,t}$;
- 7) end for
- 8) for i, j do
- 9) $a_{i,j} = \min_s a_{i,j,s}$;
- 10) end for
- 11) for i do
- 12) $a_i = \sum_j a_{i,j}$;

- 13) end for
 14) $SA(B) = \min a_i$;
 15) end

假设 $opt_p(B)$ 为目标区域 B 中街道集合 P 的最优 RSU 部署方案。 P_i 的 RSU 部署方案表示为 $d_i = \sum_{L \in P_i} |opt_p(L)|$ 。根据文献[7], shifting 策略有以下

特性： $\sum_{i=1}^l d_i \leq (1+l)|opt_p(B)|$ ，即 $\min_{1 \leq i \leq l} d_i \leq \left(1 + \frac{1}{l}\right)|opt_p(B)|$ 。假设算法 A 求解区域 L_i 覆盖方案的近似率为 P_A ，那么 A 对 P_i 的解决方案 $s_i = \sum_{L \in P_i} A(L) \leq P_A d_i$ 。shifting 策略采用 A 对划分 $P_i (1 \leq i \leq l)$ 求解，得到结果 $SA(B) = \min_{i=1}^l s_i$ 。综上所述，有 $SA(B) \leq \left(1 + \frac{1}{l}\right)P_A opt_p(B)$ 。因此，引理 2 成立。

引理 2 假定局部算法 A 在解决区域覆盖问题时近似率为 P_A ，那么 shifting 策略的近似率 P_{SA} 满足 $P_{SA} \leq \left(1 + \frac{1}{l}\right)P_A$ 。

引理 3 d 是正整数，对于最优覆盖方案 C^* ，假设目标区域内有交叉路口 t ，则 C^* 中最多有 d 个 RSU 覆盖 t 。

证明 街道图 $G(V,E)$ 中， k 条路径 p_1, p_2, \dots, p_k 的起始点均为 t ，覆盖 t 的 RSU 的覆盖区域则是这 k 条路径集合的子集。如果有多于 d 个 RSU 覆盖路口 t ，通过在路口处的 d 个方向上各选择一个 RSU，可将其减少到不超过 d 个 RSU。假设 C^* 中有 $j (j > d)$ 个 RSU (R_1, R_2, \dots, R_j) 覆盖 t ，那么每个 RSU 的覆盖区域是 p_1, p_2, \dots, p_k 集合的子集。若 $s = 1, 2, \dots, k$ ，假设 R_{i_s} 是 R_1, R_2, \dots, R_j 中的路边节点，且覆盖 p_s 的最长起始部分，那么 R_1, R_2, \dots, R_j 和 $R_{i_1}, R_{i_2}, \dots, R_{i_k}$ 所覆盖的区域是相同的。由于 $k \leq d < j$ ，与 C^* 具有最小数目的 RSU 集合的事实相矛盾，可以得知 C^* 中最多有 d 个 RSU 覆盖 t 。

证毕。

引理 4 w 为正整数，若在 $wr \times wr$ 的局部区域内寻找最优覆盖方案，存在时间复杂度为 $O(C_{g(w+2,n)}^{f(w+2)d} n \log n)$ 的求解算法。

证明 考虑局部区域 S ，大小为 $wr \times wr$ ，局部区域 S' ，大小为 $(w+2)r \times (w+2)r$ ， S 和 S' 的中心

相同， S' 中最多有 $f(w+2)$ 个交叉路口。

根据引理 3 可知，在路口 t 处，最多有 d 个 RSU 覆盖 t 。当路口的覆盖方案固定后，采用最优方法来覆盖 2 个路口之间未被覆盖的街道。因此，仅需要选择 $f(w+2)d$ 个 RSU 来确定该局部区域的覆盖方案。

区域 S' 内最多有 $g(w+2,n)$ 个 RSU，从中选出 $f(w+2)d$ 个 RSU 的方法总共有 $C_{g(w+2,n)}^{f(w+2)d}$ 种。

对于每个街道区间，如果没有被路口处的 RSU 覆盖，可以使用贪心算法求解覆盖方案，时间复杂度为 $O(m \log m)$ ， m 为用于覆盖这些区间的 RSU 数目。因此，需要 $O(m \log m)$ 时间来解决所有孤立区间的覆盖问题。综上所述，求解区域 $wr \times wr$ 的 RSU 部署方案的时间复杂度应为 $O(C_{g(w+2,n)}^{f(w+2)d} n \log n)$ 。

证毕。

定理 3 假设 Cue 模型中，有 $f(l) = l^{O(l)}$ ，针对该城市模型下的区域覆盖问题，存在多项式时间近似算法。

证明 首先证明在 Cue 模型中解决覆盖问题的近似率（算法得到的 RSU 方案与最优 RSU 部署方案的比率）为 $(1 + \varepsilon)$ ，常数 $\varepsilon \in (0, 1)$ 。选择整数参数 l ， l 满足 $\left(1 + \frac{1}{l}\right)^2 \leq 1 + \varepsilon$ 。根据引理 2 和引理 4，

局部算法 A 求解得到大小为 $2rl \times 2rl$ 的区域的最优覆盖方案，那么采用 A 的 shifting 策略的近似率 P_{SA} 满足 $P_{SA} \leq \left(1 + \frac{1}{l}\right)^2 \leq 1 + \varepsilon$ 。另外， $T(l,n)$ 为在 $2rl \times 2rl$ 的局部区域内求解最优覆盖方案的计算时间，那么基于 shifting 策略的近似算法的计算时间为 $O(nlT(l,n))$ 。

由于 $g(l,n) \leq n$ ，并且 $f(l) = l^{O(l)}$ ，可以得知，对于固定参数 l ，所提出近似算法的计算时间是多项式时间。

证毕。

本文的结果与标准的圆盘覆盖问题有些不同，在圆盘覆盖问题中，圆盘的位置并不是固定的。然而，在本文讨论的区域覆盖问题中，RSU 的位置候选点均为随机生成后输入算法中的。

6 仿真结果与分析

在本节中，首先，介绍仿真环境；然后，描述了进行比较的算法以及用来评估算法的性能指标；最后，给出了仿真结果。

仿真考虑城市环境 VANET 中, 有若干随机分布的 RSU 放置候选点可供选择。将本文提出的基于贪心策略的多项式时间近似算法 GBP 应用于实际的城市环境, 与其他 RSU 部署方案进行比较, 通过仿真来评估算法的性能。

6.1 仿真设置

综上所述, 在该目标区域内存在若干个可供选择的 RSU 放置点, 为了评估 RSU 候选点数目对算法性能的影响, 在仿真中假设 RSU 候选点数目 n 可以在一定范围内进行设置。RSU 的通信范围为 200 m, RSU 的放置点通常为交叉路口或沿着道路放置。

仿真模拟 2 种真实场景的城市区域覆盖, 第一种场景来自城市 1, 这是常规城市环境的代表, 所选择的区域大小为 $2\text{ km} \times 2\text{ km}$ 。为了能够全面评估算法的性能, 仿真同时选择了城市 2 进行对比, 城市 2 中的街道是不规则分布的, 代表了非常规的街道拓扑结构, 选择的区域大小为 $10\text{ km} \times 10\text{ km}$ 。城市 1 和城市 2 的街道拓扑文件来源于 OpenStreetMap^[33], 然后在 SUMO^[34]中转化成城市道路网络。

本节通过仿真对提出算法的有效性进行了验证和讨论, 将所提出的基于贪心策略的多项式时间近似算法 GBP 与 Yan 等^[16]提出的 Tailor- p 方案以及 Cheng 等^[18]提出的算法 BCC (budgeted continuous coverage) 进行比较, 用来评估算法的性能。通过比较 RSU 候选点数目的变化对区域覆盖率 (RSU 部署方案所覆盖的区域与实际区域的比率)、计算时间以及近似比率 (算法得到的 RSU 部署方案产生的区域覆盖与最优覆盖方案产生的区域覆盖的比率) 等指标的影响, 对算法性能进行评估。

6.2 仿真结果

本节将讨论当 RSU 候选点数目变化时, GBP、Tailor- p 以及 BCC 算法对应的区域覆盖率、计算时间以及近似比率的变化情况。

6.2.1 区域覆盖率

图 4 和图 5 分别显示了城市 1 和城市 2 共 2 种城市环境下由算法 GBP、Tailor- p 和 BCC 产生的区域覆盖率。仿真结果反映了各算法的区域覆盖率与目标区域内可供选择的 RSU 候选点数目的关系。可以看出, 在 2 种不同的城市环境下, GBP 算法的区域覆盖率优于 Tailor- p 方案和 BCC 算法各自产生的覆盖率。随着 RSU 的部署候选点增多, 所有算法的覆盖效果均有所提高, 这是因为当候选点位置增多时, 算法选择用于区域覆盖的 RSU 数目也随

之增加, 从而覆盖更大的区域范围。另外, 当城市环境下的道路拓扑结构变复杂时, 可能会导致相对较低的区域覆盖率, 特别是在该区域只有少数 RSU 的情况下。

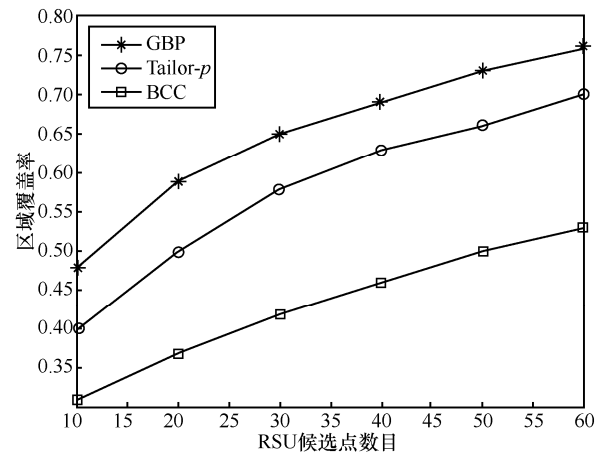


图 4 覆盖率和 RSU 候选点的关系 (城市 1)

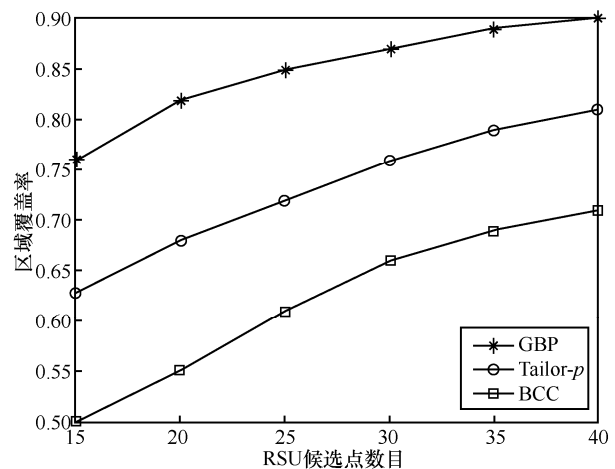


图 5 覆盖率和 RSU 候选点的关系 (城市 2)

因此, 图 4 中算法的覆盖率低于图 5 中相应算法的覆盖率。同样可以看出, 在常规的城市环境下, 少量的 RSU 在很大概率上足以覆盖大部分目标区域。因此, 通过在重要位置部署相对较少的 RSU, 更容易对目标区域产生较大的覆盖。

由 GBP、Tailor- p 和 BCC 这 3 种算法在 2 种不同城市环境中 RSU 的部署结果可知, 当 n 分别设定为 60 和 40 时, GBP 得到的区域部署方案对区域的覆盖效果优于 Tailor- p 和 BCC, 从而反映了 GBP 算法对不同街道布局良好的适应性和可扩展性。

6.2.2 计算时间

由引理 1 可知, 求解一维区间覆盖的算法时间复杂度为 $O(n \log n)$, 这里 n 为输入街道区间的数目。

已知将目标区域的覆盖问题转化为区域内街道的覆盖问题来求解，假定区域内有 m 条街道，那么求解时间复杂度为 $O(n \log n \times m) \approx O(n^2 \log n)$ 。

与 Tailor- p 方案以及 BCC 算法相比，GBP 主要根据区域街道的布局来求解 RSU 的部署方案，并不需要收集城市的交通信息和车辆的运动轨迹等信息，因此，GBP 节省了计算交通信息以及车辆轨迹的时间。为了评估 GBP、Tailor- p 以及 BCC 算法的计算复杂性，将城市 1 和城市 2 共 2 种环境下 3 种算法的计算时间分别表示为图 6 和图 7。

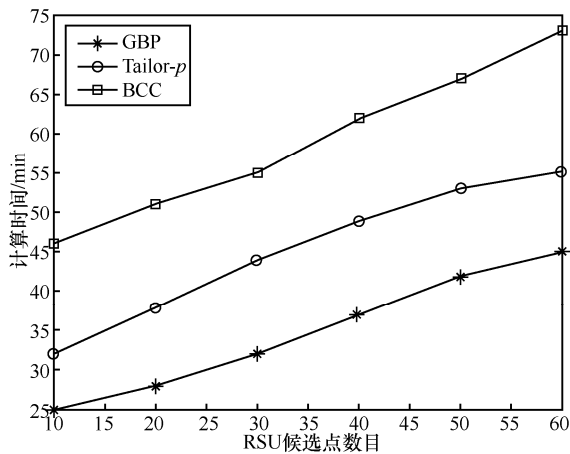


图 6 计算时间和 RSU 候选点的关系 (城市 1)

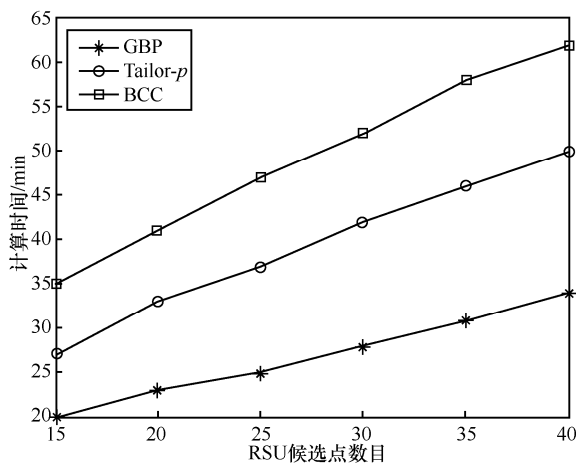


图 7 计算时间和 RSU 候选点的关系 (城市 2)

仿真结果描述了各算法的计算时间与目标区域内可供选择的 RSU 数目的关系。当 RSU 候选点增加时，Tailor- p 和 BCC 计算时间增幅较大，而本文提出的 GBP 的计算时间增幅较小，并且 Tailor- p 和 BCC 算法所消耗的时间均高于 GBP 算法。另外，比较图 6 和图 7 发现，由于城市 1 道路比城市 2 复杂，并且交叉路口较多，各算法在

城市 2 中求解部署方案的计算时间明显比城市 1 有所降低。在 GBP 中，当候选点数量为 15 时，城市 1 得到部署方案的计算时间大约为 27 min，在相同条件下，城市 2 的计算时间也不超过 20 min，而 BCC 在 2 个城市区域的求解时间分别为 47 min 和 35 min，Tailor- p 算法的花费时间则高于 GBP 同时低于 BCC。当候选点数目分别增加到 60 和 40 时，BCC 方案的计算时间差距随之变大，GBP 和 Tailor- p 的计算时间增幅较小。另外，如图 6 和图 7 所示，GBP 计算时间变化不大，这是因为 GBP 计算时间主要与街道数目相关，同时也说明了 GBP 对不同的街道布局的适应性优于 Tailor- p 和 BCC 算法。

6.2.3 近似比率

在 2 种城市环境下运行 GBP、Tailor- p 和 BCC 这 3 种算法，得到各自的 RSU 部署方案。图 8 和图 9 分别描述了在城市 1 和城市 2 中 RSU 候选点数目变化的情况下得到部署方案的近似比率。由图 8 和图 9 可知，GBP 和 Tailor- p 算法的近似比率总是高于 BCC 算法，这是因为 BCC 算法产生的区域覆盖率较低，导致其近似比率较低。随着可供选择的 RSU 部署点数量增加，3 种算法的近似比率均有所增长，而 GBP 算法得到的近似比率则明显高于 Tailor- p 和 BCC。值得注意的是，在图 8 和图 9 中，各算法得到的近似比率之间的差距越来越小，这是因为随着 RSU 部署数量的增加，系统开销也越来越大，因此，即使部署更多的 RSU，算法带来的边际收益也不会得到显著提升，这从一定程度上说明了选择少量 RSU 进行合理的部署也会获得良好的网络性能。

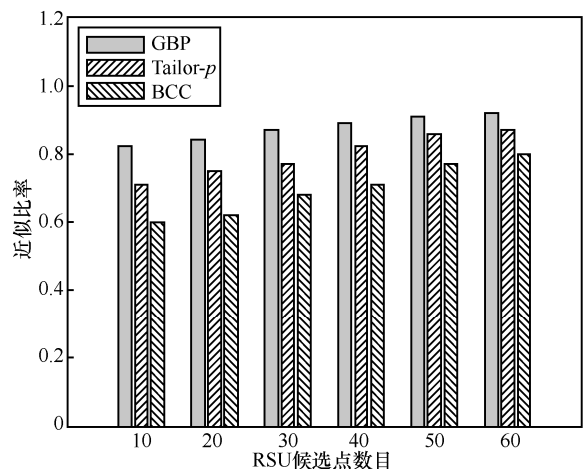


图 8 近似比率和 RSU 候选点的关系 (城市 1)

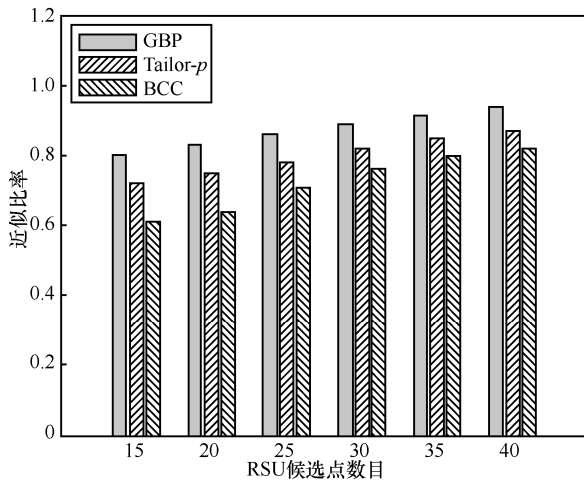


图 9 近似比率和 RSU 候选点的关系 (城市 2)

7 结束语

为了保证城市环境车联网中信息的实时可靠传输, 本文主要研究了 VANET 环境中路边节点辅助实现特定区域的网络覆盖问题。针对普通城市区域的覆盖问题, 本文提出了 c 街道模型, 然后设计了在 c 街道模型下基于贪心策略的多项式时间算法, 并证明了算法的近似因子为 c 以及 $c \geq 3$ 时所研究的区域覆盖问题是 NP-hard 问题。

针对城市中地形比较复杂的区域, 由于街道信息难以收集导致在该类环境下 GBP 算法不能有效地解决区域覆盖问题。针对该问题, 结合 VANET 城市环境的特性, 设计了能够表现更多地理特征的 Cue 模型, 然后, 提出了基于 shifting 策略的多项式时间近似算法, 并对算法进行理论分析得到了算法的近似比率。最后, 仿真实现了本文提出的采用贪心策略的多项式时间算法 GBP, 与其他相关算法进行比较并提供了仿真结果。仿真结果表明了该算法的有效性, 能够在 RSU 候选点中合理部署 RSU, 给区域提供最大覆盖, 同时降低了 RSU 部署的开销。

基于 shifting 策略的多项式时间近似算法中, 使用了局部算法 A 来求解分区的部署方案, 未来拟研究比枚举法更好的局部最优算法或可求局部解的启发式近似算法, 结合 shifting 策略以产生更有效的全局近似算法。

参考文献:

[1] 常促宇, 向勇, 史美林. 车载自组网的现状与发展[J]. 通信学报, 2007, 28(11): 116-126.
CHANG C Y, XIANG Y, SHI M L. Development and status of vehi-

cular ad hoc networks[J]. Journal on Communications, 2007, 28(11): 116-126.

[2] 李丽君, 刘鸿飞, 杨祖元, 等. 车用自组网信息广播[J]. 软件学报, 2010, 21(7): 1620-1634.
LI L J, LIU H F, YANG Z Y, et al. Broadcasting methods in vehicular ad hoc networks[J]. Journal of Software, 2010, 21(7): 1620-1634.

[3] ENGLUND C, CHEN L, VINEL A, et al. Future applications of VANETs[M]// Vehicular Ad Hoc Networks. Switzerland: Springer, 2015: 524-544.

[4] XING M, HE J, CAI L. Utility maximization for multimedia data dissemination in large-scale VANETs[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2017, 16(4): 1188-1198.

[5] 陈立家, 江昊, 吴静, 等. 车用自组织网络传输控制研究[J]. 软件学报, 2007, 18(6): 1477-1490.
CHEN L J, JIANG H, WU J, et al. Research on transmission control on vehicle ad-hoc network[J]. Journal of Software, 2007, 18(6): 1477-1490.

[6] 姜海涛, 张宏, 李千目. 车载时延容忍网络路由协议研究[J]. 通信学报, 2013, 34(3): 76-84.
JIANG H T, ZHANG H, LI Q M. Research on routing protocol of vehicular delay-tolerant networks[J]. Journal on Communications, 2013, 34(3): 76-84.

[7] HOCHBAUM D S, MAASS W. Approximation schemes for covering and packing problems in image processing and VLSI[J]. Journal of ACM, 1985, 32(1): 130-136.

[8] LUO Z, GAN X, WANG X, et al. Optimal throughput-delay trade-off in manets with supportive infrastructure using random linear coding[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2016, 65(9): 7543-7558.

[9] LU N, ZHANG N, CHENG N, et al. Vehicles meet infrastructure: towards capacity-cost tradeoffs for vehicular access networks[J]. IEEE Transaction on Intelligent Transportation System, 2013, 14(3): 1266-1277.

[10] HAJLAOUI R, GUYENNET H, MOULAHI T. A survey on heuristic-based routing methods in vehicular ad hoc network: technical challenges and future trends[J]. IEEE Sensors Journal, 2016, 16(17): 6782-6792.

[11] OMAR H, ZHUANG W, LI L. Gateway placement and packet routing for multihop in-vehicle Internet access[J]. IEEE Transactions on Emerging Topics in Computing, 2015, 3(3): 335-351.

[12] TRULLOLS O, FIORE M, CASETTI C, et al. Planning roadside infrastructure for information dissemination in intelligent transportation systems[J]. Computer Communications, 2010, 33(4): 432-442.

[13] CAVALCANTE E, AQUINO A, PAPPA G, et al. Roadside unit deployment for information dissemination in a VANET: an evolutionary approach[C]//The 14th Annual Conference Companion on Genetic and Evolutionary Computation. 2012: 27-34.

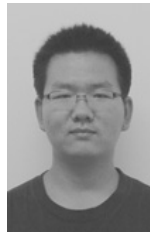
[14] LIN Y Y, RUBIN I. Throughput maximization under guaranteed dissemination coverage for VANET systems[C]//Information Theory and Applications Workshop. 2015:313-318.

[15] RIZK R, DAHER R, MAKKAWI A. RSUs placement using overlap based greedy method for urban and rural roads[C]//International Workshop on Communication Technologies for Vehicles. 2015: 12-18.

[16] YAN T, ZHANG W S, WANG G L, et al. Access points planning in urban area for data dissemination to drivers[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2014, 63(1): 390-402.

- [17] ZHU Y M, BAO Y C, LI B. On maximizing delay-constrained coverage of urban vehicular networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2012, 30 (4): 804-817.
- [18] CHENG H, FEI X, ALMULLA M, et al. A knapsack constrained steiner tree model for continuous coverage over urban VANETs[C]//IEEE International Conference on Communications. 2014: 130-135.
- [19] WANG Y, ZHENG J, MITTON N. Delivery delay analysis for roadside unit deployment in vehicular ad hoc networks with intermittent connectivity[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2016, 65(10): 8591-8602.
- [20] ZHANG B, JIA X, YANG K, et al. Design of analytical model and algorithm for optimal roadside AP placement in VANETs[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2016, 65(9): 7708-7718.
- [21] KIM D, VELASCO Y, WANG W, et al. A new comprehensive RSU installation strategy for cost-efficient VANET deployment[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2017, 66(5): 4200-4211.
- [22] LIU C, HUANG H, DU H. Optimal RSUs deployment with delay bound along highways in VANET[J]. Journal of Combinatorial Optimization, 2017, 33(4): 1168-1182.
- [23] JALOOI A, SONG M, XU X. Delay efficient disconnected RSU placement algorithm for VANET safety applications[C]//IEEE Wireless Communications and Networking Conference. 2017: 1558-2612.
- [24] MUKHERJEE J C, GUPTA A, SREENIVAS R C. Event notification in VANET with capacitated roadside units[J]. IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems, 2016, 17(7): 1867-1879.
- [25] LI Y, JIN D, HUI P. Contact-aware data replication in roadside unit aided vehicular delay tolerant networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2016, 15(2): 306-321.
- [26] LI P, ZHANG T, HUANG C, et al. RSU-assisted Geocast in vehicular ad hoc networks[J]. IEEE Wireless Communications, 2017, 24(1): 53-59.
- [27] SUN Y P, LIN X D, LU R X, et al. Roadside units deployment for efficient short-time certificate updating in VANETs[C]//IEEE International Conference on Communications (ICC). 2010: 1-5.
- [28] 奎晓燕, 杜华坤, 肖雪峰, 等. 基于真实车载移动数据的 RSU 部署算法[J]. 北京邮电大学学报, 2015, 38(1): 114-118.
KUI X Y, DU H K, XIAO X F, et al. Realistic vehicular mobility trace driven RSU deployment scheme[J]. Journal of Beijing University of Posts and Telecommunications, 2015, 38(1): 114-118.
- [29] 刘明, 曹建农, 郑源, 等. 无线传感器网络多重覆盖问题分析[J]. 软件学报, 2007, 18(1): 127-136.
LIU M, CAO J N, ZHENG Y, et al. Analysis for multi-coverage problem in wireless sensor networks[J]. Journal of Software, 2007, 18(1): 127-136.
- [30] 黄晓, 程宏兵, 杨庚. 无线传感器网络覆盖连通性研究[J]. 通信学报, 2009, 30(2): 129-135.
HUANG X, CHENG H B, YANG G. Research of connectivity for wireless sensor networks[J]. Journal on Communications, 2009, 30(2): 129-135.
- [31] 谢永, 吴黎兵, 何炎祥, 等. 无间隙的车联网协助下载方法[J]. 通信学报, 2016, 37(1): 180-190.
XIE Y, WU L B, HE Y X, et al. Non-intermittent cooperative downloading approach for VANET[J]. Journal on Communications, 2016, 37(1): 180-190.
- [32] KARP R M. Reducibility among combinatorial problems[M]// New York: Springer, 1972: 85-103.
- [33] HAKLAY M, WEBER P. OpenStreetMap: user-generated street maps[J]. IEEE Pervasive Computing, 2008, 7(4): 12-18.
- [34] KRAJZEWICZ D. Traffic simulation with SUMO-simulation of urban mobility[M]//New York: Springer, 2010: 269-293.

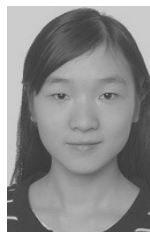
[作者简介]



朱钧宇 (1987-), 男, 河南周口人, 武汉大学博士生, 主要研究方向为物联网、无线网络、车载自组织网络等。



黄传河 (1963-), 男, 湖北随州人, 武汉大学教授、博士生导师, 主要研究方向为计算机网络 (移动互联网、移动 ad hoc 网络、无线传感器网络、未来互联网)、物联网、网络安全、高性能计算等。



范茜莹 (1990-), 女, 河南驻马店人, 武汉大学博士生, 主要研究方向为无线网络、算法设计与分析、车载自组织网络等。



覃匡宇 (1974-), 男, 壮族, 广西马山人, 武汉大学博士生, 主要研究方向为软件定义网络 (SDN)、网络管理。

付斌 (1964-), 男, 美国得克萨斯州人, 美国得克萨斯里奥格兰德河谷大学终身教授, 主要研究方向为算法设计与分析、生物信息、计算复杂性理论、无线网络等。