

DOI: 10.20035/j.issn.1671-2668.2024.06.004

引用格式: 李磊. 不同路网结构下城市交通可靠性分析[J]. 公路与汽运, 2024, 40(6): 17-20+46.

Citation: LI Lei. Analysis of urban traffic reliability under different road network structure[J]. Highways & Automotive Applications, 2024, 40(6): 17-20+46.

不同路网结构下城市交通可靠性分析*

李磊

(莆田市自然资源公共政策研究中心, 福建 莆田 351100)

摘要: 考虑不同路网结构, 分别采用衍生割集网络最大流算法(ECS法)和交通流割树法, 求解环形放射状路网和方格网状路网在相同需求下的容量, 并对两种路网节点的重要度进行分析。研究发现, 相同需求下两种路网结构的容量相等, 方格网状路网的连通性优于环形放射状路网; 在路网关键节点被蓄意攻击的情况下, 方格网状路网的崩溃程度小于环形放射状路网; 在路网节点被随机攻击的情况下, 方格网状路网的失效程度低于环形放射状路网。

关键词: 城市交通; 路网结构; 交通可靠性; 路网连通性; 节点重要度; 衍生割集网络最大流算法(ECS法); 交通流割树法

中图分类号: U491.13

文献标志码: A

文章编号: 1671-2668(2024)06-0017-04

道路是城市交通的载体, 城市交通需求与道路通行能力之间的博弈一直是城市交通规划与管理研究的课题。随着城市化进程的加快, 城市交通问题逐渐暴露。另一方面, 城市更新、城市双修、城市交通综合整治等措施为城市交通环境改善提供了思路。但这些方法仅停留在现状基础上的修补, 不能解决根本问题, 如何在顶层规划阶段协调需求与供给的关系、城市路网能承载多少交通需求、城市路网容量的瓶颈路段在哪、如何提升城市路网交通承载力, 这些问题都亟待研究。

许多学者对路网容量模型构建与评价开展了相关研究, 如郝威等构建了智能网联环境下城市路网容量可靠性双层规划模型^[1]; 方雅君等建立了基于路段服务水平约束的路网容量可靠性双层规划模型^[2]; 邵长桥等提出了基于时空消耗法及运行效率的路网容量计算方法^[3]; Jiang Y. 等开发了评估传输网络脆弱性的概率方法, 用于评估多个传输网络组件同时以不同程度发生故障时的预期影响^[4]; 况爱武等提出了考虑容量降级的路网运行效率评价模型^[5]; 杨隽豪等利用级联失效理论分别对网络中节点进行随机攻击和蓄意攻击, 分析了不同攻击情况下成渝区域高速公路网络的抗毁性^[6]; 郑勋、魏立夏等对路网运行效率进行了研究^[7-8]; 彭茂珂等提出了

一种交通网络超额需求容量模型及算法, 利用基于路径的增广拉格朗日法多次求解考虑路段容量约束的用户均衡分配问题^[9]; 孙娜提出了基于多源数据的城市道路网络评价体系^[10]; 徐旭等分别以沥青路网结构可靠度和单条道路可靠度为目标值, 提出了基于网络系统的路面参数敏感性分析方法^[11]。考虑道路资源的制约, 本文利用衍生割集最大流算法(Evolving Cut Set Method, ECS)和交通流割树法^[12-13]求解不同网络结构的路网容量, 查找路网中最薄弱的环节, 采取对路网关键路段加以改造升级的方法, 以最小的投入获取路网容量的最大提升。

1 算法描述

城市交通流问题可描述为多起终点、多种货物的网络最大流问题^[14]。在图论中多起终点的网络最大流问题分为同一货物网络最大流问题和多种货物网络最大流问题, 而同一货物流问题可以满足最大流最小割定理^[15]。ECS算法是一种用于估算城市道路网总体容量的方法, 其计算思想是枚举法, 先计算相邻两个节点组合的所有割, 从中选出最小割, 求出网络所有割集后, 通过割集容量比较得出最小割集容量, 该容量即为最大流。交通流割树法是一种基于网络流割集理论的方法, 用于研究路网容量。

* 基金项目: 湖南省教育厅科学研究项目重点项目(22A0212)

该方法通过将交通流网络问题转化为单物流问题,解决网络最大流模型存在的“有缝”和“同时实现”的问题,从而提高路网容量计算效率,特别适用于城市大规模路网容量计算。采用该方法可计算城市道路的重要度模型,确定约束路网容量的路段重要度,进而确定路段改建的优先级。因此,将交通流多种货物流问题演变为同一货物流问题是交通流网络容量研究的关键。

定义 V 为顶点集, E 为边集, $f_{i,j}$ 为顶点 V_i 到 V_j 之间的最大流, $S(V_i, V_j)$ 为分离 V_i 和 V_j 的最小割, r 为选择的某对顶点, n 为第 n 次选择的某对顶点。交通流割树法的流程为: 1) 网络中所有顶点位于同一集合, 选择任意两个顶点 x, y , 令 $r=1$ 。2) 利用 ECS 法求解 x 到 y 的网络最大流。3) 分离 x 和 y , 求解 x, y 之间的最小割。若最小割不唯一, 将最多顶点的最小割分离, 用树的枝代替最小割, 其边权即为最小割容量, 树枝必须将刚确定的最小割两边的顶点或顶点集合连接。若 $r=n-1$, 停止计算; 否则, 进入下一步。4) 选择新的顶点 V_i 和 V_j , 收缩与 x, y 连接的子网络的顶点集, 构造含有 x, y 顶点的树, 令 $V_i=x, V_j=y, r=r+1$, 转到步骤 2。

在网络求解中, 选择不同的 OD 对求解路网最大流, 其结果不同, 故必须求出每种 OD 对的最大流, 通过比较每种 OD 对组合的最大流, 筛选出所有 OD 对组合中的最大值, 也就是从多种 OD 对组合的最小割中选出最大割, 该最大割定义为交通流主向最小割。一个路网按照交通流主向最小割方向来选择 OD 对, 可使路网结构的利用效率最高, 进而实现路网交通供需平衡。计算思路是不断对路网进行分割, 对 OD 对进行分离, 直到将路网中所有 OD 对分割开, 所得到的所有主向最小割之和即为交通流路网容量。计算步骤如下: 1) 简化路网, 采用交通流割树法求出 OD 对之间的最大流和最小割, 构造割树。路网交通容量 $C_{\text{net}}=0$, 迭代初始值 $n=0$, $n(V)$ 为 OD 节点数。2) 求解 OD 对主向最小割, 也就是割树的最大枝, 定义最大枝容量为 S_{max} , 路网总容量 $C_{\text{net}}=C_{\text{net}}+S_{\text{max}}, n=n+1$, 当 $n=n(V)-1$ 时, 算法停止。3) 删除主向最小割, 将割树分离, 同步更新各个割树的数值, 然后转向步骤 2。

2 算法演变

2.1 环形放射状路网

为简化计算, 将路网简化为交通网络中常见的

形式——放射状路网结构, 该路网包含 7 个节点, 每条路段的边容量(边容量即为图论中每条边能容纳的最大流量, 不设单位)见图 1。迭代步骤如下:

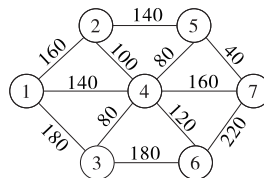


图1 放射状路网结构示意图

(1) 取 x 为顶点 1、 y 为顶点 2, 利用 ECS 算法求得网络最大流 $f_{1,2}=f_{2,1}=380$, 最小割 $S(V_1, V_2)=\{e(1,2), e(2,4), e(4,5), e(5,7)\}$ 。按照交通流割树法构造割树, 将割树的一端树枝归为一类(顶点 2、顶点 5), 另一端树枝归为一类(顶点 1、顶点 3、顶点 4、顶点 6、顶点 7), 两类之间的边容量为 380(见图 2)。

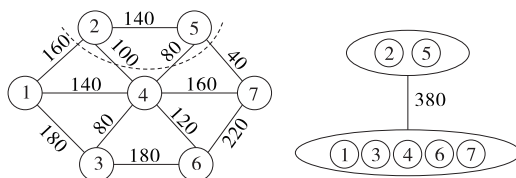


图2 求顶点1、顶点2的最小割

(2) 取 x 为顶点 2、 y 为顶点 5, 利用 ECS 求得两顶点之间的最大流 $f_{2,5}=f_{5,2}=260$, 最小割 $S(V_2, V_5)=\{e(2,5), e(4,5), e(5,7)\}$ 。构造割树, 将顶点 5 与顶点 2 分离, 此时顶点 5 独立, 只与顶点 2 相连, 顶点 2 与顶点 1、顶点 3、顶点 4、顶点 6、顶点 7 的集合相连, 割树两端之间的边容量为 260(见图 3)。

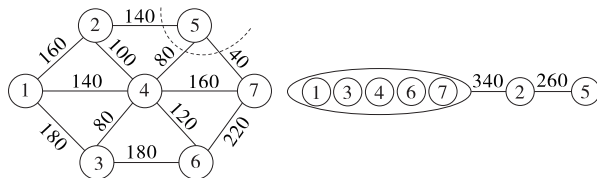


图3 求顶点2、顶点5的最小割

(3) 取 x 为顶点 4、 y 为顶点 1, 利用 ECS 求得两顶点之间的最大流 $f_{4,1}=f_{1,4}=480$, 最小割 $S(V_4, V_1)=\{e(1,2), e(1,4), e(1,3)\}$ 。将顶点 1 从集合中分离, 顶点 1 与顶点 3、顶点 4、顶点 6、顶点 7 的集合相连, 边容量为 480。

(4) 取 x 为顶点 6、 y 为顶点 4, 利用 ECS 求得两顶点之间的最大流 $f_{6,4}=f_{4,6}=500$, 最小割

$S(V_6, V_4) = \{e(3, 6), e(4, 6), e(4, 7), e(25, 7)\}$ 。将顶点 6、顶点 7 从集合中分离, 顶点 6、顶点 7 与顶点 3、顶点 4 的集合相连, 边容量为 500。

(5) 取 x 为顶点 7、 y 为顶点 6, 利用 ECS 求得两顶点之间的最大流 $f_{7,6} = f_{6,7} = 420$, 最小割 $S(V_7, V_6) = \{e(4, 7), e(6, 7), e(25, 7)\}$ 。将顶点 7 从集合中分离, 顶点 7 与顶点 6 相连, 边容量为 420。

(6) 取 x 为顶点 3、 y 为顶点 4, 利用 ECS 求得两顶点之间的最大流 $f_{3,4} = f_{4,3} = 440$, 最小割 $S(V_3, V_4) = \{e(4, 7), e(6, 7), e(25, 7)\}$ 。将顶点 3、顶点 4 从集合中分离, 至此所有顶点均已完全分离。顶点 1 与顶点 4 相连, 边容量为 440 (见图 4)。

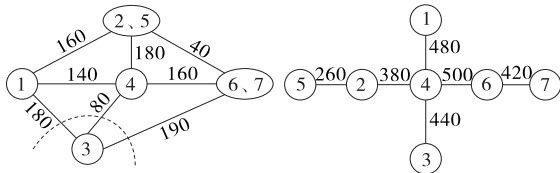


图 4 求顶点 3、顶点 4 的最小割

所有路段包含割集情况如下:

$$\begin{aligned}
 &e_{1,2} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_2) \\ S(V_1, V_4) \end{array} \right\}; e_{1,3} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_4) \\ S(V_3, V_4) \end{array} \right\} \\
 &e_{1,4} \left\{ S(V_1, V_4) \right\}; e_{2,4} \left\{ S(V_1, V_2) \right\} \\
 &e_{2,5} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_2) \\ S(V_2, V_5) \end{array} \right\}; e_{3,4} \left\{ S(V_3, V_4) \right\} \\
 &e_{3,6} \left\{ S(V_3, V_4) \right\}; e_{4,5} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_2) \\ S(V_2, V_5) \end{array} \right\}; \\
 &e_{4,6} \left\{ S(V_4, V_6) \right\}; e_{4,7} \left\{ \begin{array}{l} S(V_4, V_6) \\ S(V_6, V_7) \end{array} \right\} \\
 &e_{5,7} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_2) \\ S(V_2, V_5) \\ S(V_4, V_6) \\ S(V_6, V_7) \end{array} \right\}; e_{6,7} \left\{ S(V_6, V_7) \right\}
 \end{aligned}$$

从以上割集可以看出许多不同类的割包含同一路段, 这是因为路段之间存在相关性, 由各顶点对之间的最小割之和得出的路网最大容量包含重复路段, 其结果大于路网的实际容量。割树容量 $C_s = \sum S = 4\ 960$, 对所得割树进行分割, 求解路网交通各个层次的主向最小割, 得出路网交通实际可达容量 $C_{net} = \sum f = 3\ 200$ 。

2.2 方格网状路网

城市规划中另一种常见路网结构为方格网状结构。将路网简化为方格网状结构, 为方便与放射环状路网结构对比, 保持放射环状路段的容量值不变, 增加虚拟顶点 8、顶点 9, 保证路网中顶点和路段的相对位置不变 (见图 5)。

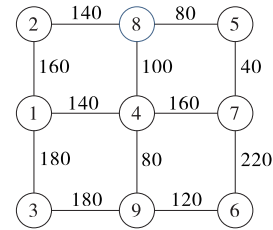


图 5 方格网状路网示意图

经过同样的迭代, 得到图 6 所示方格网状路网容量割树。

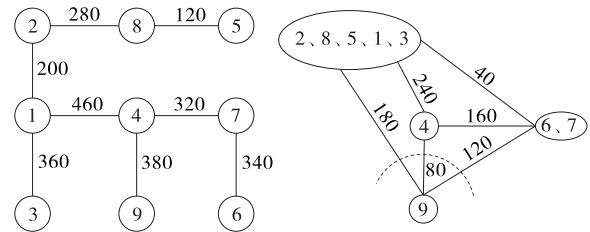


图 6 求顶点 4、顶点 9 的最小割

所有路段包含割集情况如下:

$$\begin{aligned}
 &e_{1,2} \left\{ S(V_1, V_2) \right\}; e_{1,3} \left\{ S(V_1, V_3) \right\} \\
 &e_{1,4} \left\{ S(V_1, V_4) \right\}; e_{2,8} \left\{ S(V_2, V_8) \right\} \\
 &e_{3,9} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_3) \\ S(V_1, V_4) \end{array} \right\}; e_{4,7} \left\{ S(V_6, V_9) \right\} \\
 &e_{4,8} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_2) \\ S(V_1, V_4) \end{array} \right\}; e_{4,9} \left\{ S(V_4, V_9) \right\} \\
 &e_{5,7} \left\{ \begin{array}{l} S(V_1, V_2) \\ S(V_1, V_4) \\ S(V_2, V_8) \end{array} \right\}; e_{5,8} \left\{ S(V_5, V_8) \right\} \\
 &e_{6,7} \left\{ S(V_6, V_7) \right\}; e_{6,9} \left\{ \begin{array}{l} S(V_4, V_9) \\ S(V_6, V_7) \\ S(V_6, V_9) \end{array} \right\}
 \end{aligned}$$

同等情况下, 方格网状结构的割树容量 $C_s = \sum S = 5\ 120$, 路网交通实际可达容量 $C_{net} = \sum f = 3\ 200$ 。

3 蓄意攻击下不同形状路网的稳定性分析

对城市路网的重要交叉口进行攻击导致路网拥堵、失效的行为定义为蓄意攻击。对路网关键节点被蓄意攻击下环形放射状路网和方格网状路网的运行状态进行分析,研究蓄意攻击下 2 种形状路网的稳定性。

选取对环形放射状路网的关键节点 4 进行攻击,由图 4 可知,攻击后仍连通的为 $S(V_2, V_5)$ 和 $S(V_6, V_7)$,攻击后路网容量为剩余的 $S(V_2, V_5)$ 和 $S(V_6, V_7)$ 主向最小割的边容量, $C_{\text{net}} = 800$ 。路网运输效率失效率为 75%。

对方格网状路网的关键节点 4 进行攻击,由图 6 可知,攻击后未被分离的为 $S(V_5, V_8)$ 、 $S(V_2, V_8)$ 、 $S(V_1, V_2)$ 、 $S(V_1, V_3)$ 、 $S(V_6, V_7)$,攻击后路网容量为剩余的 $S(V_5, V_8)$ 、 $S(V_2, V_8)$ 、 $S(V_1, V_2)$ 、 $S(V_1, V_3)$ 、 $S(V_6, V_7)$ 主向最小割的边容量, $C_{\text{net}} = 2\,240$ 。路网运输效率失效率为 30%。

同样对其他节点进行攻击,攻击后 2 种形状路网的运输效率失效率见表 1、表 2、图 7。

表 1 关键节点被蓄意攻击下环形放射状路网的运输效率失效率

节点 编号	路网运输效 率失效率/%	节点重 要度	节点 编号	路网运输效 率失效率/%	节点重 要度
4	75.00	1	3	27.50	5
6	42.50	2	7	26.25	6
2	30.00	3	5	16.25	7
1	30.00	4			

表 2 关键节点被蓄意攻击下方格网状路网的运输效率失效率

节点 编号	路网运输效 率失效率/%	节点重 要度	节点 编号	路网运输效 率失效率/%	节点重 要度
4	30.00	1	6	21.25	6
1	27.50	2	8	20.00	7
7	26.25	3	2	18.75	8
9	23.75	4	5	7.50	9
3	22.50	5			

对比两种不同形状路网结构的割树,得出方格网状路网结构的连通性比环形放射状路网结构更好。环形放射状路网结构的中心节点 4 承受的交通压力很大,如果该节点的容量达到饱和,路网中绝大

多数节点将彼此分离。对于方格网状路网结构,即使其中心节点 4 的容量达到饱和,仍有较多节点彼此连通。环形放射状路网的可靠性较差,对中心节点的依赖性强,而方格网状路网各节点的连通能力较均衡,其可靠性较强。

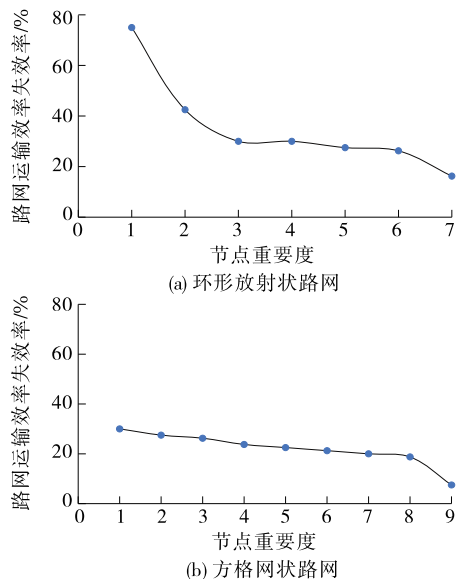


图 7 关键节点被蓄意攻击下不同形状路网运输效率失效率分布

4 结论

(1) 在同等交通需求下,环形放射状路网和方格网状路网的可行容量相等。在路网关键节点被蓄意攻击时,两种路网的运输效率均会发生衰减,但环形放射状路网的失效程度远高于方格网状路网。其原因是环形放射状路网的中心节点承受的交通压力很大,如果该节点的容量达到饱和,路网中绝大多数节点将彼此分离;而方格网状路网中心节点的容量达到饱和时,仍有较多节点彼此连通。

(2) 对两种路网的次关键节点及其他节点进行攻击,路网的失效程度大部分不高于 30%,攻击次要节点对路网运输效率影响不大。

(3) 攻击环形放射状路网的关键节点和非关键节点,路网表现出较大的突变性;方格网状路网在应对蓄意攻击时表现出较强的鲁棒性。同时环形放射状路网在面对蓄意攻击时容易发生拥堵效应,而方格网状路网表现出较强的自律性。城市规划路网顶层设计中,应尽量采用方格网状结构,避免使用放射环状结构。

(下转第 46 页)

公路交通科技,2018,35(4):93-101.

- [4] 阿拉腾.道路交叉口禁止左转条件研究[D].西安:长安大学,2019.
- [5] 王文静.广州市城市道路交叉口借道左转应用设计[J].公路与汽运,2023(2):22-24+43.
- [6] 张驿丹,张向军.城市信号交叉口非机动车待行区设置分析[J].公路与汽运,2023(5):18-23.
- [7] 胡功宏,杨茂山,袁文波.城市道路平交口左转专用车道类型及设计长度研究[J].交通科学与工程,2024,40(4):129-135.
- [8] 张生,滕康明,苏伟鹏.信控交叉口借道左转设计的延误优化研究[J].交通科学与工程,2024,40(1):107-115.
- [9] 陈攻.城市干道 T 型交叉口反转通行交通组织研究[J].价值工程,2023,42(9):44-46.
- [10] 姬利娜,晏永廷,晏子.城市道路平面交叉口交通组织

优化设计[J].交通工程,2022,22(1):60-66.

- [11] 陈雅楠,赵晓华,李佳,等.基于科学知识图谱的道路交叉口安全设施设计综述及范式研究[J/OL].北京工业大学学报,2024(12):1501-1520[2024-11-26].
<http://kns.cnki.net/kcms/detail/11.2286.T.20241021.1557.006.html>.
- [12] 储峰,饶志鹏,陈巧巧.重庆大庆村立交的交通拥堵分析与改善[J].公路与汽运,2020(4):32-37.
- [13] 姜京伟.城市道路平面交叉口优化设计及仿真评价[D].重庆:重庆交通大学,2018.
- [14] 路超,胡桂戎.基于非定数冲击波理论的车辆排队长度分析模型[J/OL].交通运输研究,1-17[2024-11-26].
<http://kns.cnki.net/kcms/detail/10.1323.U.20241119.1324.002.html>.

收稿日期:2023-12-01

(上接第 20 页)

参考文献:

- [1] 郝威,肖蕾,张兆磊,等.智能网联环境下的城市路网容量可靠性分析[J].交通信息与安全,2022,40(5):44-52.
- [2] 方雅君,郑长江,马庚华,等.基于路段服务水平约束的路网容量可靠性分析[J].武汉理工大学学报(交通科学与工程版),2019,43(3):502-504+510.
- [3] 邵长桥,庞佳骏,吕鲲,等.基于时空消耗法及运行效率的路网容量[J].北京工业大学学报,2019,45(9):895-903.
- [4] JIANG Y,WANG Y,SZETO W Y,et al.Probabilistic assessment of transport network vulnerability with equilibrium flows[J].International Journal of Sustainable Transportation,2021,15(7-12):512-523.
- [5] 况爱武,林耿楠,覃定明.考虑容量降级的路网运行效率评价[J].交通科学与工程,2019,35(1):72-78.
- [6] 杨隽豪,黎青松,罗凌珊.成渝区域高速公路网络节点抗毁性研究[J].公路与汽运,2022(1):21-25.
- [7] 郑勋,张政,郭鹏辉.路径选择准则对随机供需路网运行效率的影响[J].交通科学与工程,2024,40(3):135-

143.

- [8] 魏立夏,李寅.城市道路网络交通效率计算方法研究[J].公路与汽运,2012(5):35-38.
- [9] 彭茂珂,彭小东,黄俊,等.再探交通网络超额需求容量模型与算法[J/OL].交通运输工程与信息学报,1-21[2024-11-26].
<https://doi.org/10.19961/j.cnki.1672-4747.2024.02.015>.
- [10] 孙娜.基于多源数据的城市道路网络评价研究[D].长沙:长沙理工大学,2018.
- [11] 徐旭,刘巍.基于参数敏感性的沥青道路网络结构可靠度分析[J].中外公路,2015,35(5):323-328.
- [12] 廖晔,王顺意.基于改进网络最大流的道路通行能力优化研究[J].工业工程,2020,23(5):96-102.
- [13] 廖薇,刘玲.最大流最小割理论在网络分析中的应用[J].电子信息对抗技术,2021,36(3):67-71+86.
- [14] 黄翔月.城市多模式交通网络承载力建模及优化分析[D].北京:北京交通大学,2023.
- [15] 黄恩厚.城市道路交通微循环系统改扩建优化理论与方法[D].长沙:中南大学,2009.

收稿日期:2024-03-01