



突发事件下交通拥堵控制策略

张教木翰^①, 高自友^{②*}, 任华玲^②

① 北京交通大学交通运输学院, 北京 100044;

② 北京交通大学交通运输学院系统科学研究所, 北京 100044

* E-mail: gaoziyou@jty.s.bjtu.edu.cn

收稿日期: 2010-08-17; 接受日期: 2011-01-25

国家自然科学基金资助项目(批准号: 70631001, 70871009, 71071016)

摘要 突发事件在城市交通网络中经常发生, 对交通系统的正常运行带来极大影响, 因此研究突发事件下交通拥堵的控制策略具有十分重要的意义. 本文研究突发事件下临时性车辆禁行的设计问题. 文中建立了临时性车辆禁行设计的双层规划模型, 上层目标从交通管理部门的角度最小化出行者的系统总阻抗, 下层通过基于元胞传输模型的仿真描述在临时性车辆禁行下的出行者的动态路径选择行为, 并提出了基于遗传算法的求解方法. 计算结果表明, 本文提出的临时性车辆禁行控制措施能够有效的降低突发事件所导致的交通拥堵, 提高交通网络的系统性能.

关键词

车辆禁行设计
双层规划
遗传算法
元胞传输模型

1 引言

交通拥堵控制策略能够提高交通管理者应对突发交通事故的能力, 是 ITS 研究中重要的组成部分, 但当前相关的研究还比较少. 交通拥堵传播的控制策略可以划分为两种类型^[1]: (a)静态预防策略和(b)动态控制策略. 设置合理的渠化区长度以及停止线宽度等静态策略虽然能够降低拥堵的程度, 延缓拥堵的传播, 但因为道路交通网上车流时变的动态特性而使得静态预防策略显得缺乏灵活性. 动态控制策略则是通过实施临时性的交通管制以控制交通拥堵的传播和消散. Roberg 等人^[1~6]的研究说明了在单行道格子网络中采用临时性的车辆禁行可以降低总的出行延误并促进拥堵的消散. 但是在现实生活中单行道交通网络并不常见, 制约了其方法的普适性. 龙建成^[7]提出的通过仿真评价菱形禁行的方法, 因其禁

行涉及的路段少而具有良好的可操作性, 可以更好的应用于现实网络, 但是菱形区域以及禁行时间的确定没有采用优化模型, 当路网结构或需求发生变化时, 需要重新制定方案.

临时性的车辆禁行是一种可以有效的抑制事故引起的拥堵传播、提高城市网络交通性能的控制手段之一. 强制车辆改道, 减少进入拥堵区域的车辆, 可以抑制拥堵向下游的进一步传播, 防止拥堵规模的进一步扩大^[7]. 当然, 并不是所有的临时性车辆禁行都能够改善交通状况. 临时性车辆禁行设计得不合理, 很有可能增加出行者不必要的绕行距离, 增大系统总的出行费用. 因此, 如何合理的设计临时性的车辆禁行需要对交通网络进行全局考虑.

本文利用临时性的车辆禁行研究突发事件下的交通拥堵控制. 临时性车辆禁行设计问题的核心内容在于确定交通网络中的哪些路段需要设置禁行.

在临时性车辆禁行设计时需要考虑出行者的路径选择行为, 在网络中设置临时性车辆禁行将直接影响一部分出行者的路径选择, 因车辆禁行而不得不改变出行路径的出行者其在决策点的备选路段集合由于车辆禁行的存在而改变. 由此可见, 求解临时性的车辆禁行设计问题必须考虑出行者的路径选择行为. 本文采用一个双层规划模型去描述禁行区域割集的优化设计问题. 上层模型从交通管理者的角度出发最小化期望总阻抗; 下层通过基于元胞传输模型的仿真描述出行者在临时性车辆禁行下的动态路径选择行为.

2 模型

2.1 符号定义

在一个多起点多迄点强连通的交通网络中, 定义 N 为网络节点的集合, r 和 s 分别为出行起点和迄点; rs 表示网络中任意 OD 对; $a(l, m)$ 为节点 l 到 m 的路段; A 为网络中路段的集合; B_l 为离开节点 l 的路段集合; l_a 表示路段 a 的起点, m_a 表示路段 a 的终点. 对于 $\forall t \in [0, T]$, 引入如下变量.

σ_l^t : 节点 l 是否属于节点集合 L , 是则为 1, 否则为 0;

M^{rs} : 起点 r 和迄点 s 间所有出行者构成的集合;

$\tilde{\tau}_a$: 自由流条件下路段 a 的走行时间;

τ_z^a : 出行者 z 在路段 a 上的实际走行时间;

$\tau_a(t)$: t 时段路段 a 的平均走行时间;

$\hat{\tau}_a(t)$: t 时段路段 a 经验的平均走行时间;

$\xi_z^{ab}(t)$: 出行者 z 在 t 时段是否离开路段 a 且进入路段 b , 是则为 1, 否则为 0;

$\zeta_z^a(t)$: 出行者 z 是否在 t 时段选择路段 a , 是则为 1, 否则为 0;

$\eta_m^s(t)$: t 时段从节点 m 到终点 s 的最小经验阻抗;

x_i : 交叉口 i 是否设为禁行区域, 是则为 1, 否则为 0;

T_2, T_3 : 禁行起止时间;

T_1, T_4 : 事故发生时间和研究时段上限.

2.2 事故区域割集

龙建成^[7]研究了基于禁行区域割集的菱形禁行, 相对于其他禁行控制措施, 例如单线、多线、面禁行

控制策略, 更充分的考虑了事故传播的形态并采用了相对较少的禁行路段, 可以有效的抑制拥堵的传播, 降低系统拥堵程度, 改善交通状况. 所谓事故区域割集, 即一个路段的集合, 当这些路段被移除时, 割集外部出行者将无法进入或通过包含事故路段在内的禁行区域. 通过这种控制措施, 禁止禁行区域外围的出行者到达禁行区域内部, 抑制区域内拥堵向下游的进一步传播, 缓解禁行区域内部的拥堵程度(如拥堵延误), 为禁行区域内的交通拥堵消散创造条件并提高系统性能.

要定义事故区域割集 A^* , 需要先定义割集内部交叉口集合 L^* , 对于某一事故路段, L^* 并不是唯一对应的, 但是 A^* 与 L^* 唯一对应, 当 L^* 确定, A^* 也随之确定.

设事故发生路段在 $a^*(l^*, m^*)$, 对于一个割集内部交叉口集合 L^* , 应其满足如下的性质:

1) $L^* \subset N$;

2) $l^* \in L^*$;

3) 对于任意节点 l , 如果 $l \in L^*$ 且 $l \neq l^*$, 则有

$$\sum_{a \in B_l} \sigma_{m_a}^{L^*} \geq 1.$$

对于路段集合 A^* , 有 $\forall a \in A^* \subset A$, 满足 $a = \{(l, m), l \notin L^*, m \in L^*\}$, 则 A^* 即为 L^* 的禁行割集.

如图 1 所示网络: 设事故发生路段 21(13,14), 则有任意禁行区域交叉口集合 $\{13, 12, 17, 8\}$ 满足禁行区域内节点约束, 其对应的路段集合 $\{45(3,8), 11(7,8),$

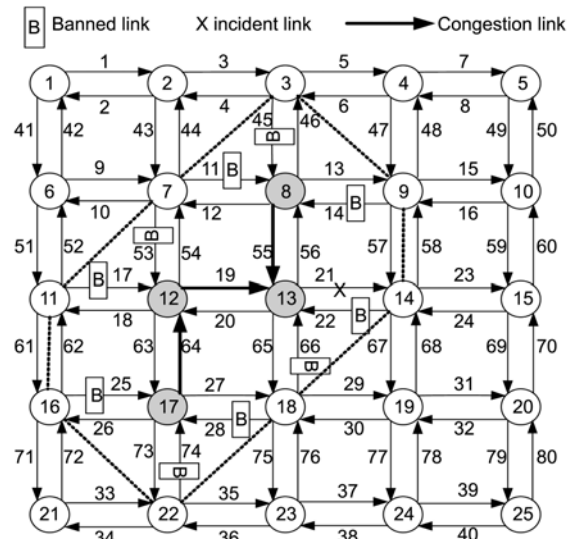


图 1 区域禁行示意图

14(9,8), 53(7,12), 17(11,12), 25(16,17), 74(22,17), 28(18,17), 66(18,13), 22(14,13)}即为该禁行区域交叉口集合的割集. 当去除该割集中的路段, 割集外部出行者找不到到达该禁行区域交叉口集合的路径.

2.3 下层出行者动态路径选择行为

车辆禁行下的出行者行为是车辆禁行设计问题所要考虑的关键因素, 在本研究中, 出行者根据其在出行中是否遭遇车辆禁行而被分为两类.

出行者在日常的出行中, 形成了比较稳定的路径选择. 对于在出行途中没有遇到车辆禁行情况的出行者, 将按照原定的路径出行, 即使计划出行路段发生拥堵, 其也将加入拥堵排队而不是选择路径绕行, 该类出行者作为第一类出行者.

当交通管理者设置了车辆禁行后, 如果出行者原本计划驶入的路段属于禁行割集路段, 其将被迫在该路段的上游交叉口进行路径选择, 更改后续路径以完成出行, 该类出行者作为第二类出行者.

对于第二类出行者, 做出以下假设.

1) 对于在交叉口进行路径选择的出行者而言, 网络拓扑已经发生变化, 禁行期间的路径选择候选路段集合中不再包括禁行路段.

2) 由于事故的突发性, 出行者无法像往常一样对路况进行估计, 其进行路径选择的参考是路段各时刻的经验阻抗, 出行者以此为依据选择使其尽快到达出行迄点的路段.

第二类出行者在车辆禁行下基于经验路段平均走行时间的行为描述如下:

$$\min \sum_{z \in M^{rs}} \sum_{c \in A(t)} (\hat{\tau}_c(t) + \eta_{m_c}^s(t)) \cdot \zeta_z^c(t), \quad (1)$$

$$\sum_{i=T_2}^{T_3} \sum_{a \in A^*} \sum_{b \in B_{a_i}} \xi_z^{ba}(i) = 1, \quad \forall z \in M^{rs}, \quad (2)$$

$$t = [T_2, T_4], \quad (3)$$

$$A(t) = \begin{cases} (A - A^*), & t \in [T_2, T_3], \\ A, & t \in [T_3, T_4], \end{cases} \quad (4)$$

$$A^* = f(L^*), \quad (5)$$

$$T_1 \leq T_2 \leq T_3 \leq T_4. \quad (6)$$

目标函数(1)描述了第二类出行者在遇到车辆禁行之后在后续的决策点根据路段经验平均走行时间选

择尽快到达出行迄点的路段的行为; 约束(2)中, 对于每个第二类出行者, $\sum_{i=T_2}^{T_3} \sum_{a \in A^*} \sum_{b \in B_{a_i}} \xi_z^{ba}(i) = 1$, 而对于

每个第一类出行者 $\sum_{i=T_2}^{T_3} \sum_{a \in A^*} \sum_{b \in B_{a_i}} \xi_z^{ba}(i) = 0$, 即区别两类

出行者的根据为是否在出行过程中遇到车辆禁行; 约束(3)描述出行者的决策行为发生在采用车辆禁行之后直到研究时段结束; 约束(4)描述第二类出行者在决策点的候选路段集合因为车辆禁行的存在而发生变化, 在非车辆禁行期间, 第二类出行者在决策点可以选择所有路段; 在禁行期间, 第二类出行者在决策点只能选择非禁行路段; 约束(5)描述禁行区域内部节点与禁行割集的对应关系, 在 2.2 节中已经有了详细的表述; 约束(6)表示时间的先后关系. 下层模型中出行者在网络中的走行通过元胞传输模型进行仿真^[7-9].

可以这样理解, 如果一条路段被设置禁行, 那么原本将驶入的出行者都属于第二类出行者. 对于图 1 所示的车辆禁行情况, 当路段 14 被设置为禁行后, 与之直接相连的上游路段 13, 16, 47, 58 上的出行者, 如果在禁行期间驶出上述路段并准备驶入路段 14, 都将重新选择路径. 通过禁行强制出行者绕行, 可以触发其重新选择路径, 避免遵循以往路径导致的拥堵排队, 也可以使原本排队的出行者重新启动.

通过元胞传输模型的模拟可以记录所有车辆详细的出行信息, 很容易计算各路段不同时刻的平均走行时间以及各路径的平均走行时间. 路段平均走行时间 $\tau_a(t)$ 可以按如下方法计算:

$$\tau_a(t) = \sum_{rs} \sum_{z \in M^{rs}} \tau_z^a \zeta_z^a(t) / \sum_{rs} \sum_{z \in M^{rs}} \zeta_z^a(t). \quad (7)$$

通过路段 a_1 到达迄点 s 基于经验路段阻抗的最短路径 $p = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$, 则其走行时间

$$\eta_{a_1}^s(t) = \hat{\tau}_{a_1}(t) + \hat{\tau}_{a_2}(t) + \dots + \hat{\tau}_{a_n}(t). \quad (8)$$

由先进先出条件 $(t-1) + \tau_a(t-1) \leq t + \tau_a(t)$, 当 $\sum_{rs} \sum_{z \in M^{rs}} \zeta_z^a(t) = 0$ 时,

$$\tau_a(t) = \max \{ \tilde{\tau}_a, \tau_a(t-1) - 1 \}. \quad (9)$$

2.4 上层车辆禁行优化问题

临时性车辆禁行的目标, 是通过对一些路段设置

禁行, 人为划分出一个禁行区域禁止车辆进入或通过该区域, 因此该区域应该是事故路段及周围拥堵区域相对于出行起点的割集. 对于交通管理者而言, 求解临时性车辆禁行设计问题就是确定哪些路段需要设置禁行. 由于车辆禁行策略会触发行者的重新进行路径选择, 并影响其路径选择的候选路段集合. 禁行割集区域设置的过小, 重新选择路径的出行者太少, 对拥堵传播的抑制作用不明显; 禁行割集区域设置的过大, 重新选择路径的出行者的绕行距离增大, 系统总阻抗随之变大, 系统性能下降. 禁行割集区域设置的时间过短, 重新选择路径的出行者太少, 仍有大量出行者加入拥堵排队, 对拥堵传播的抑制作用不明显; 禁行割集区域设置的时间过长, 被迫重新选择路径的出行者过多, 系统总阻抗因为绕行的增大而变大, 系统性能下降. 因此合理的设计禁行区域范围和持续时间需要从网络的角度考虑. 在设计车辆禁行之之前, 交通管理者应该根据事故发生地点确定拥堵区域范围以及合适的禁行路段备选集合, 也就是选择一组合适的路段作为决策目标.

由禁行区域的割集定义可知, 当禁行区域内的交叉口确定之后, 相应的车辆禁行的割集方案也可以确定. 因此在车辆禁行割集设计时, 只需考虑选择哪些交叉口作为禁行区域内部的交叉口. 一个交叉口在控制期间是否属于禁行区域可以用一个 0-1 变量来描述. 例如, 给定一个交叉口 s_j , $x_j=0$ 表示该交叉口在控制期间不属于禁行区域 L^* , 而 $x_j=1$ 表示该交叉口在控制期间属于禁行区域 L^* . 因此, 车辆禁行设计是一个离散优化问题, 他的目标通过车辆禁行缓解交通拥堵并提升网络性能. 系统总阻抗包含车辆自由走行时间以及拥堵延误时间, 能够反映交通网络的拥堵程度和系统性能. 因此交通管理者在上层关于车辆禁行的决策目的是最小化系统总阻抗(本文采用系统总行程时间), 则上层问题可以描述为如下优化问题:

$$\min G(x) = \sum_{rs} \sum_{z \in M^{rs}} \sum_{k=T_2}^{T_4} \tau_z^a \zeta_z^a(k), \quad (10)$$

s.t.

$$s_j \in \begin{cases} L^*, & x_j = 1, \\ N - L^*, & x_j = 0, \end{cases} \quad \forall s_j. \quad (11)$$

目标函数(10)表示在车辆禁行期间系统总阻抗最

小; 约束(11)描述交通管理者采用的车辆禁行控制策略.

3 求解方法

一般来说, 双层规划模型的求解都是非常复杂的, 原因之一就是双层规划是一个 NP-hard 问题. 这里, 采用基于人工智能的遗传算法来求解临时性车辆禁行设计问题. 求解变量包括拥堵区域内部交叉口集合 x 以及禁行实施的持续时间 T .

对于所有新产生的个体, 需要通过改良进行筛选, 对于满足割集约束的予以保留, 不满足的通过改良使得个体满足割集约束.

Step 1 首先判断个体对应于事故路段上游交叉口的基因位是否为 1: 如果是, 转至 **Step 2**, 否则, 将该基因位值改为 1, 转至 **Step 2**.

Step 2 遍历个体的基因位, 对于除事故路段上游交叉口外的非 0 基因位, 判断其是否满足割集约束, 由割集的定义可知, 离开该交叉口的路段的下游交叉口中应该至少有一个属于事故区域内部交叉口, 否则该交叉口不满足割集约束, 其所对应基因位取反.

基于 GA 算法的求解方法流程如下.

Step 0 初始化网络拓扑、交通需求, 出行者路径选择, 定义种群大小 PS , 最大遗传代数 M , 变异概率 p_m , 交叉概率 p_c , 进行解的编码 $x_i = \{(x_1, x_2, \dots, x_\mu, \dots)_i^T, t\}$, 通过随机二进制串生成一定数量的初始种群并进行改良筛选, 将持续时间变量设置为实数编码. 即一个禁行设计方案包括离散设计 0-1 整数变量和方案持续时间实数变量两部分. 计算没有车辆禁行控制下的系统总阻抗 G_0 .

Step 1 应用基于禁行区域 $x_i \in X(m)$ 的临时性车辆禁行, 进行模拟, 求解系统总阻抗 G_i 并计算当前方案的适应度 $F(x_i) = G_0/G_i(U, x_i)$.

Step 2 交叉. 依照交叉概率 p_c 选择个体进行配对, 对于 0-1 整数变量部分, 随机选择交叉点, 交换交叉点后的部分; 对于实数变量部分, 随机生成(0-1)

间随机数 α_i, α_{i+1} , $\begin{cases} t_i = t_i + \alpha_i(t_{i+1} - t_i) \\ t_{i+1} = t_{i+1} + \alpha_{i+1}(t_i - t_{i+1}) \end{cases}$. 将得到的新个体进行改良筛选后加入到备选种群中.

Step 3 变异. 依照变异概率 p_m 选择个体进行变异, 对于 0-1 整数变量部分, 对该个体随机选择基因位做取反; 对于实数变量部分, 随机生成(0-1)间随机数 α_i ,

$t_i = t_i + \alpha_i(T_4 - T_1)$. 将得到的新个体进行改良筛选后加入到备选种群中.

Step 4 产生下代. 从父代与子代中选取 PS 个具有较高适应度的个体遗传到下一代群体 $X(m+1)$.

Step 5 如果满足终止条件, 得到最优的禁行路段方案; 否则转 Step 1.

4 算例

4.1 参数设置

采用如图 1 所示 5×5 双向方格网络验证本文提出的模型与算法, 该网络包含 25 个节点, 80 条路段和 58 个 OD 对. 前 200 个时段有需求加载. 模拟中, 路段走行时间采用元胞传输模型计算^[7-10], 其采用的参数如下: 时间步长长度 $\delta=5$ s, 阻塞密度 133 veh/km lane, 自由流速度 54 km/h, 后向激波速度 21.6 km/h, 车道数 2, 路段通行能力 3 veh/interval lane, 元胞长度 75 m, 路段上的元胞数 9; 假设在第 50 个时段, 标记 X 的路段发生事故, 道路通行能力下降为 0, 第 180 个时段, 事故被清除, 道路通行能力恢复. 假设在事故发生时, 交通管理者需要一定的滞后时间(如 100 个时段)才能够探测到事故的发生并采取基于事故区域割集路段的临时性车辆禁行. 出行者的初始路径选择可以通过求解无突发事件时的 DUO 状态给定.

算法中采用参数如下: 种群大小 $PS=20$, 最大遗传代数 $MS=70$, 变异概率 $p_m=0.08$, 交叉概率 $p_c=0.4$.

4.2 结果分析

对于元胞传输模型, 拥堵延误被定义为除自由流走行时间外车流通过元胞的附加时间, 确定方法如下:

$$d_i^a(k) = n_i^a(k) - y_{i+1}^a(k), \quad (12)$$

其中, $n_i^a(k)$ 是路段 a 上的第 i 个元胞在时段 k 的车辆数, $y_{i+1}^a(k)$ 是路段 a 上的第 i 个元胞在时段 k 的流出量. 则系统 k 时段的拥堵延误和系统总的拥堵延误分别为

$$d(k) = \sum_a \sum_i d_i^a(k), \quad (13)$$

$$D = \sum_k \sum_a \sum_i d_i^a(k). \quad (14)$$

如图 2 所示, 当不采取车辆禁行时, 交通拥堵将

表 1 OD 需求(veh/interval)

	1	2	3	4	5	6	10	11	15	16	20	21	25
1								1		1			1
5						1		1		1		1	
6					1				1		1		1
10	1							1		1		1	
11					1		1				1		1
15	1					1				1		1	
16					1		1		1				1
20	1					1		1		1			
21		1	1	1	2		1		1		1		
22	1			1	1	1							
23	1	1			1	1							
24	1	1	1		1								
25	2	1	1	1		1		1		1			

以事故路段上游交叉口为起点, 依次向上游路段传播, 因此作为禁行区域内节点的交叉口, 其到拥堵传播起点交叉口至少存在这样一条链, 组成该链的所有节点均属于禁行区域. 通过拥堵的演化, 交通管理者可以掌握事故随时间发展的范围, 以确定作为禁行区域内部节点的候选交叉口, 提高车辆禁行设计的效率. 根据事故传播演化, 将交叉口 8, 11, 12, 13, 17, 18, 19, 23 作为候选的交叉口.

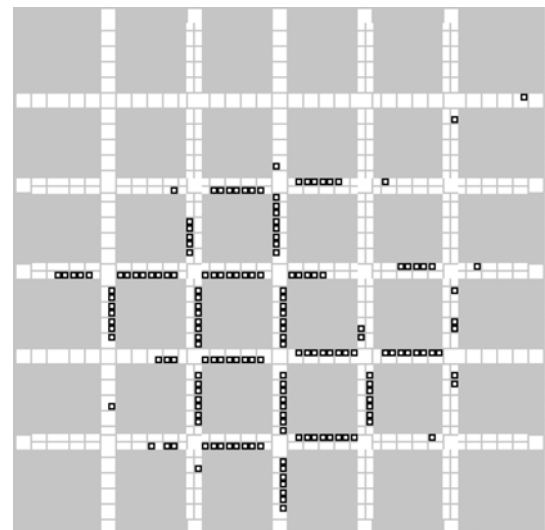


图 2 需求系数 0.75 时无车辆禁行下交通拥堵传播

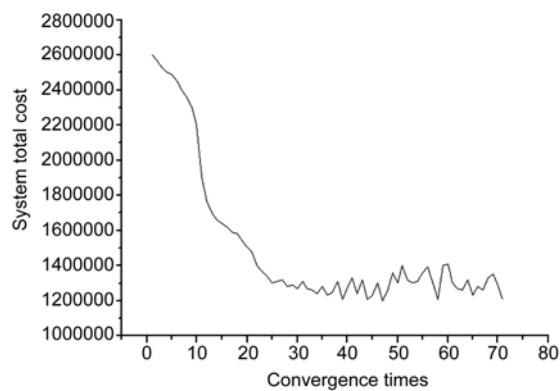


图3 需求系数 0.75 时遗传算法收敛过程

图3给出了遗传算法的收敛情况,一次元胞传输仿真需要约20 s,完成一次遗传算法的计算需要3 h,效率不高,需要今后对算法效率进行进一步的改进.

由表2和3可以看出,当需求较小时(0.25),拥堵延误占系统总阻抗的比例较小,当事故发生时,采用临时性的车辆禁行,尽管可以避免一部分出行者进入拥堵排队,降低拥堵延误;但另一方面,系统总阻抗却因为车辆的绕行而增大较多,对缓解交通拥堵提高系统性能没有帮助.当需求较大时(0.5),拥堵延误占系统总阻抗比例大,通过设置临时性车辆禁行,减少进入拥堵排队的出行者数量,可以降低系统的拥堵程度,进而降低系统总阻抗.

可以这样认为,当网络中交通需求较小,拥堵程度较低时,即使发生突发性交通事故,也没有必要采用临时性的车辆禁行,拥堵向下游传播较慢,影响范围小,在事故解除后可以迅速消散.当网络中交通需求较大,拥堵程度较高时,一旦发生交通事故,交通管理者有必要通过临时性的车辆禁行介入出行者的路径选择中,防止拥堵的进一步传播,以提高系统的性能.因此,突发交通事故下临时性车辆禁行的设计应考虑交通需求对网络拥挤程度的影响.

由图4给出了需求为0.75时,分别在无禁行和有

禁行的情况下交通网络中拥堵延误随时间变化的情况.可以看到,有车辆禁行的情况下,拥堵延误增长的速度明显减缓,因此相同时间内达到的峰值也明显小于没有车辆禁行的情形.同样的,有车辆禁行下的拥堵消散速度也明显快于没有车辆禁行的情形.可以看出,采用临时性车辆禁行可以显著地抑制拥堵的传播,降低拥堵延误,并加快拥堵消散的速度,提高网络性能.

车辆禁行时间的长度一定程度上决定了禁行的效果,过短的车辆禁行持续时间,对于拥堵延误和系统总阻抗的降低效果不明显,相对于设置禁行可能需要的费用,得不偿失.过长的车辆禁行持续时间,将造成禁行区域割集内部的能力浪费,增加出行者不必要的绕行费用,增大系统总阻抗.从图5可以看出,随着持续时间的增加,车辆禁行效果逐步接近最优.如果持续时间继续增加,系统总阻抗随之增加,禁行效果也随之变差,因此合适的持续时间是影响车辆进行效果的重要因素.

车辆禁行的开始时间是影响拥堵消散策略效果的重要因素.在现实生活中,交通事故发生与被交通管理者检测到两者之间有一定的滞后时间,滞后时间对临时性车辆禁行的效果具有至关重要的影响.如图6所示,对于特定的车辆禁行,如果采用的过早,会造成禁行区域内部通行能力的浪费,原本计划通过禁行区域出行且并不会加入拥堵排队的出行者将不得不绕行.随着滞后时间的增加,禁行区域内部的

表2 不同需求下最优车辆禁行方案

需求系数	禁行路段	禁行路段数	禁行持续时间
0.25	无	0	0
0.5	19,22,55,66	4	47
0.75	19,22,55,66	4	63
1.2	19,55,22,27,30,76	6	84

表3 优化的禁行对系统性能改善

需求系数	无禁行		有禁行			
	系统总阻抗	总拥堵延误	系统总阻抗	总拥堵延误	阻抗与延误改善	
0.25	224087	37462	224087	37462	0	0
0.5	543624	166980	512044	133094	5.8%	20.29%
0.75	1434711	852332	1199831	613442	16.37%	28.03%
1.2	7173852	6217498	5731190	4190593	20.11%	32.60%

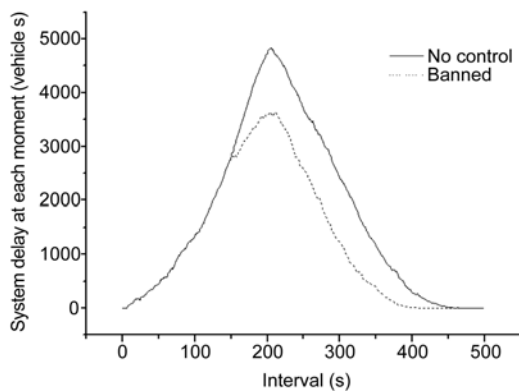


图 4 需求系数 0.75 时车辆禁行对拥堵延误的改善

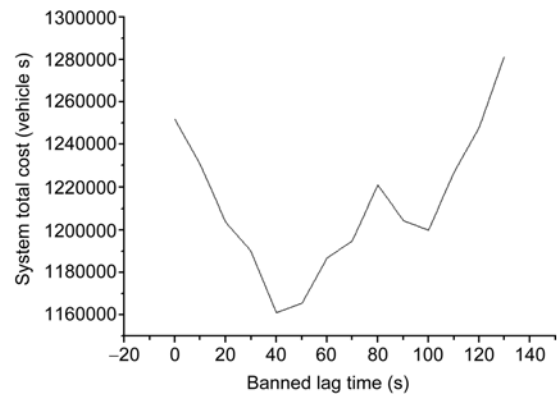


图 6 需求系数 0.75 系统总阻抗随禁行滞后时间变化

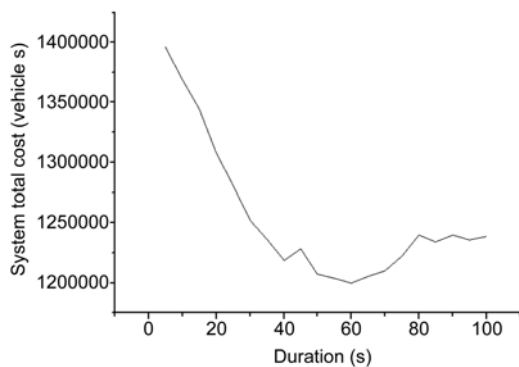


图 5 需求系数 0.75 系统总阻抗随禁行持续时间变化

能力得到利用, 部分出行者加入排队等待事故被清除, 部分出行者选择绕行. 到达某一临界值后, 系统总阻抗将随着滞后时间的增长而增长. 如果滞后时间不超过一定范围, 车辆禁行仍然能起到提高系统性能的作用; 当滞后时间超过某一临界点后, 系统总阻抗随之增大并超过无禁行下的系统总阻抗, 车辆禁行将不再有效.

5 结论

本文以动态网络交通流为背景, 探讨城市交通网络中针对突发性拥堵的基于禁行区域割集的车辆禁行设计优化问题. 车辆禁行会直接影响出行者的路径选择; 出行者的路径选择又决定了整个交通网络的总体性能, 对车辆禁行的设计起反馈作用. 交通管理者设置区域禁行, 追求网络总体性能最优; 出行者则依据车辆禁行的设置调整自己的出行路径. 因此, 车辆禁行设计问题可以描述为一个双层规划问题, 上层是车辆禁行的最优设计, 下层问题描述出行者的路径选择行为. 本文采用遗传算法求解该双层规划模型. 数值结果表明, 当城市交通网络中发生突发性拥堵后, 采用基于优化禁行区域割集的车辆禁行能够在一定程度上提升网络的总体性能. 但其仍为初步的工作, 构造更加符合实际的 ITS 环境以及突发事件和 ITS 作用下的出行者行为是今后需要进一步研究的工作.

参考文献

- 1 Roberg Orenstein P, Abbess C R, Wright C. Traffic jams simulation. J Maps, 2007: 107-121
- 2 Roberg P. Development and dispersal of area-wide traffic jams. Traffic Eng Control, 1994, 35: 379-386
- 3 Roberg P. Distributed strategy for eliminating incident-based traffic jams from urban networks. Traffic Eng Control, 1995, 6: 348-355
- 4 Roberg P, Abbess C R. Diagnosis and treatment of congestion problem in central urban areas. Eur J Oper Res, 1998, 104: 218-230
- 5 Wright C, Roberg P. The conceptual structure of traffic jams. Transport Policy, 1998, 5: 23-35
- 6 Wright C, Roberg Orenstein P. Simple models for traffic jams and congestion control. Proceedings of the Institution of Civil Engineers: Transport, 1999, 135: 123-130
- 7 龙建成. 城市道路交通拥堵传播规律及消散控制策略研究. 博士学位论文. 北京: 北京交通大学, 2009. 34-44
- 8 Daganzo C F. The Cell transmission model: A simple dynamic representation of highway traffic. Transp Res B, 1994, 28: 269-287
- 9 Daganzo C F. The Cell transmission model, Part II: Network traffic. Transp Res B, 1995, 29: 79-93
- 10 Lo H K, Szeto W Y X. A cell-based variational inequality for mulation of the dynamic user optimal assignment problem. Transp Res B, 2005, 36: 421-443