

文章编号: 1001-4098(2005)06-0016-05

交通网络的抗堵塞能力分析*与计算*

苏 兵^{1,2}, 徐寅峰^{2,3}

(1 西安工业学院 经济管理学院, 陕西 西安 710032; 2 西安交通大学 管理学院, 陕西 西安 710049; 3 机械制造系统工程国家重点实验室, 陕西 西安 710049)

摘 要: 突发性道路堵塞对运输费用具有较大的影响, 评价交通网络的抗堵塞能力成为值得关注的问题。本文提出了一个度量交通网络抗堵塞能力的指标——抗堵塞系数, 旨在为运输规划人和交管部门提供决策依据。在对任意起讫点对之间、一条路径及整个网络抗堵塞系数的性质进行了分析后, 给出了抗堵塞系数的算法和算法复杂性, 最后进行了算例说明。

关键词: 交通网络; 抗堵塞能力; 抗堵塞系数

中图分类号: TB 114.1 **文献标识码:** A

1 引言

随着现代交通经济的快速发展和汽车保有量的高速增长, 城市交通网络拥塞不畅的现象日益突出, 如何评价一个区域交通网络的抗堵塞能力, 反映不同区域交通网络抗堵塞能力的强弱差异, 为决策者制定路径规划和交管人员制定交通流分配方案提供依据成为备受关注的热点问题。

在实际运输过程中, 由于受到不确定因素的影响, 运输车辆会遇到突发性的道路堵塞, 如果堵塞的持续时间较长, 决策者需要考虑重新选择路径, 那么现有的交通网络是否存在可供选择的替代路径, 那些路径能够达到怎样的替代效果, 这些参数对决策者的决策起着至关重要的作用。因此, 如果能够提出合理的指标, 对交通网络的抗堵塞能力, 即网络上任意起讫点对之间某一路径阻断后的可选择路径和路径替代效果进行评价, 无疑会为决策者制定合理路径选择方案、交管人员制定交通流分配方案及道路规划设计部门制定道路设计方案提供有效的决策依据。在以往的研究工作中, 与此较为相关的有以下几个方面的研究工作。一方面是对城市交通均衡分配的研究, 即研究各种交通分配原则, 将交通需求按照一定的择路原则分配到交通网络上, 以引导和调节交通流量达到缓解城市交通拥挤的目的。具体有确定性用户均衡分配^[1,2]、随机用户均衡交通分配^[3-5]、双准则交通分配^[6]等。第二方面是对最短路径上关键边^[7]问题的研究。关键边是网络上某一点对之间

的最短路径上的一条边, 在网络上删除关键边后得到的该点对之间的最短路径长度会增至最大。关键边的研究为网络的维护和降低关键线路中断造成的损失提供了依据^[8-11]。第三方面是对相异路径问题^[12-17]的研究, 即在网络上任意点对之间生成多条不同路径, 使得决策者在出发前拥有较多的路径选择方案。相异路径法是一种偏于静态的研究方法, 它适用于在运输车辆出发前就已经获知了某条路径被阻断的情形, 从而选择其他可替代的路径。但是, 运输车辆按照任意一条路径行进的过程中都有可能遇到堵塞的发生, 使得这条路径失效。因此相异路径并不能解决路径突发性阻断的路径选择问题。第四方面是对交通网络通达程度和道路非直线性的研究, 主要参数有道路通达深度^[18]和非直线系数^[19]。通达深度通常用三个指标来度量: (1) 道路交通网密度, 即每平方公里土地面积拥有的道路公里数(密度面积指标 D_A)或每万人拥有的道路公里数(人口密度面积指标 D_P); (2) 道路交通网连通率 D_N , 即路网的边数与其节点数之比, 从平均意义上反映道路交通网的节点连通强度; (3) 道路交通网节点通达性 D_k , 即道路交通网中某个节点与其他节点联系状况, 通常用连接该节点的边数表示。非直线系数是度量路网中两点间便捷性的参数。其计算公式为: $P = \frac{\text{两点间最短路线长}}{\text{两点间空间直线长}}$ 。因此, 这两个参数侧重反映的是道路规划的设计标准。通过对以上几方面相关研究的简要分析可知, 现有的研究结果中缺乏对

* 收稿日期: 2005-01-12

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(10371094; 70471035)

作者简介: 苏兵(1971-), 女, 山西人, 管理学博士, 研究方向: 运输管理中的占线问题。

交通网络抗堵塞能力评价方面的相关研究。

为了弥补以往研究的不足, 本文从运输规划决策者、交管部门和道路设计部门的实际需求出发, 提出一个度量交通网络抗堵塞能力的指标——抗堵塞系数。通过对一系列抗堵塞系数的分析, 首先给出交通网络上任意起讫点对之间的最短路径出现堵塞后, 这一起讫点对之间的可替代路径的长度与该起讫点对最短路径长度之间的比例关系。然后对一系列起讫点对的抗堵塞系数进行比较和分类, 进而得出一条路径和网络的抗堵塞系数向量, 以度量整个交通网络的抗堵塞能力。本文第 1 节给出了抗堵塞系数和抗堵塞系数向量的定义, 第 2 节对交通网络上任意起讫点对的抗堵塞系数, 一条路径和整个网络上抗堵塞系数向量的性质进行了分析, 第 3 节给出了计算抗堵塞系数的算法和算法复杂性分析, 最后进行了总结。

2 抗堵塞系数的定义

在每个运输过程开始之前, 运输规划决策人有着非常明确的出发地和目的地, 在一般情况下, 决策人会优先选择从出发地到之间目的地的最短路径并安排运输车辆沿着这条路径行进, 当遇到路径堵塞时, 决策人会考虑重新选择路径。因此, 从每个运输决策人个体来讲, 他们首先关注的是交通网络上的某对起讫点的抗堵塞能力, 而网络上每对不同起讫点对的抗堵塞能力的差异反映的是整个交通网络的抗堵塞能力。在此, 首先提出交通网络上起讫点对的抗堵塞系数的定义, 进而提出一条路径上的抗堵塞系数向量的定义, 最后给出网络的抗堵塞系数向量的定义。

给定一个交通网络 $G(V, E)$, $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ 为 G 的节点集合, E 为 G 中边的集合。为了讨论的需要, 总是假设 G 中去掉任一条边后仍然连通。 v_i 与 v_j 是 G 中的一对起讫点, P_{ij} 是 v_i 到 v_j 的最短路径, e_i 是 P_{ij} 上 v_i 的关联边, $w(e_i)$ 为 e_i 的权, P'_{ij} 是 G 中去掉 e_i 后由 v_i 到 v_j 的最短路径, $S(P_{ij})$ 是 P_{ij} 的长, $S(P'_{ij})$ 是 P'_{ij} 的长。

定义 1 交通网络上起讫点对的抗堵塞系数为 $\beta_{net}(i, j) = \frac{S(P_{ij})}{S(P'_{ij})}$ 。

令 l 为 G 中具有最多中间节点个数的最短路径上中间节点的个数, 进而给出以下定义:

$\{v_1, v_2, \dots, v_{l_p}\}$, $|N(i, j)|$ 为 $N(i, j)$ 中的节点个数, v_i 与 v_j 是 $P(0, l_p + 1)$ 上的任意一个点对, 则 $P(0, l_p + 1)$ 上的任意点对的抗堵塞系数为 $\beta_p(i, j) = \frac{S(P_{ij})}{S(P'_{ij})}$, 由此, 给出以下定义:

定义 2 一条路径的抗堵塞系数向量为 $\beta_p = (\beta_p^0, \beta_p^1, \dots, \beta_p^l)$, 其中 $\beta_p^m = \max_{i, j, |N(i, j)|=m} \beta_p^m(i, j)$, $m = 1, 2, \dots, l_p$ 。

定义 3 交通网络的抗堵塞系数向量为 $\beta_{net} = (\beta_{net}^0, \beta_{net}^1, \dots, \beta_{net}^l)$, 其中 $\beta_{net}^k = \max_{i, j, |N(i, j)|=k} \beta_{net}^k(i, j)$, $k = 1, 2, \dots, l$, k 为以 v_i 与 v_j 为起讫点的最短路径上除 v_i 与 v_j 之外的节点个数。

定义 1 中起讫点对的抗堵塞系数的意义在于, 运输车辆在行进过程中一旦遇到堵塞, 网络中在去掉当前堵塞边后存在的最短路径对原最短路径的替代效果, 从而为决策提供实时选路依据。定义 2 中一条路径的抗堵塞系数向量的意义在于, 其给出了位于同一条路径上的不同起讫点对之间的最短路径在起点的关联边发生堵塞之后的最短路径对原最短路径的替代效果。定义 3 中交通网络的抗堵塞系数向量的意义在于反映交通网络的整体抗堵塞能力。它将网络中每一对起讫点的抗堵塞系数按照连接每一对起讫点最短路径上包含中间节点的个数进行分类, 如果不同起讫点对之间的最短路径含有相同的节点个数, 将它们划为一类, 在同一类中找出抗堵塞系数的最大值, 给出一个由不同类抗堵塞系数最大值组成的向量, 这个向量说明了交通网络中包含相同节点数的那一类最短路径阻断后存在的最短路径的最差替代效果。

定义 1 中起讫点对的抗堵塞系数的意义在于, 运输车辆在行进过程中一旦遇到堵塞, 网络中在去掉当前堵塞边后存在的最短路径对原最短路径的替代效果, 从而为决策提供实时选路依据。定义 2 中一条路径的抗堵塞系数向量的意义在于, 其给出了位于同一条路径上的不同起讫点对之间的最短路径在起点的关联边发生堵塞之后的最短路径对原最短路径的替代效果。定义 3 中交通网络的抗堵塞系数向量的意义在于反映交通网络的整体抗堵塞能力。它将网络中每一对起讫点的抗堵塞系数按照连接每一对起讫点最短路径上包含中间节点的个数进行分类, 如果不同起讫点对之间的最短路径含有相同的节点个数, 将它们划为一类, 在同一类中找出抗堵塞系数的最大值, 给出一个由不同类抗堵塞系数最大值组成的向量, 这个向量说明了交通网络中包含相同节点数的那一类最短路径阻断后存在的最短路径的最差替代效果。

3 抗堵塞系数的性质

3.1 起讫点对 (v_i, v_j) 的抗堵塞系数 $\beta_{net}(i, j)$ 的性质

用 $N(i, j)$ 表示 P_{ij} 上除 v_i 与 v_j 外的节点集合, 令 $N(i, j) = \{v_1, v_2, \dots, v_l\}$, 则 $P(i, j) = \{e(v_i, v_1), e(v_1, v_2), \dots, e(v_l, v_j)\}$ 。若 $N(i, j) = \emptyset$, 则 $P(i, j) = \{e(v_i, v_j)\}$, 此时 P_{ij} 为 G 中去掉边 $e(v_i, v_j)$ 后 v_i 到 v_j 的最短路径。

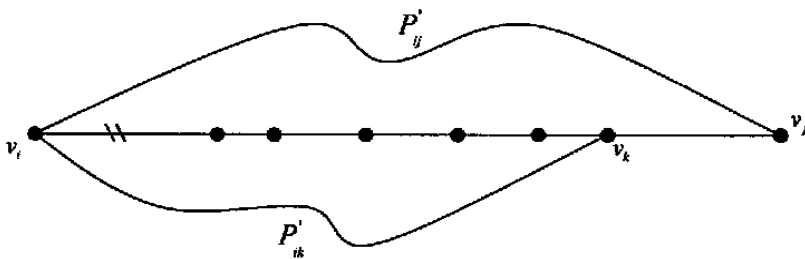


图 1 网络上的抗堵塞系数示意图

引理 1 对于给定的 i, j , 若 $v_k \in N(i, j)$, 则有 $\beta_{net}(i, k) = \beta_{net}(i, j)$ 。

证明 由 $P(i, j) = \{e(v_i, v_1), e(v_1, v_2), \dots, e(v_l, v_j)\}$ 可知 v_i 到 v_k 的最短路一定在 P_{ij} 上, 如图 1 所示。由 $\beta_{net}(i, k)$ 的定义可知:

$$\beta_{net}(i, k) = \frac{S(P_{ik})}{S(P_{ik})} \quad (1)$$

因为 $S(P_{ik}) = S(P_{ik})$, 由式(1)可得

$$\beta_{net}(i, k) = \frac{S(P_{ik})}{S(P_{ik})} = \frac{S(P_{ik}) + S(P_{kj})}{S(P_{ik}) + S(P_{kj})} \quad (2)$$

因为 $\frac{S(P_{ik}) + S(P_{kj})}{S(P_{ik}) + S(P_{kj})} = \frac{S(P_{ik}) + S(P_{kj})}{S(P_{ij})}$, 由 P_{ij} 的定义可知

$$S(P_{ij}) = S(P_{ik}) + S(P_{kj})$$

所以有

$$\frac{S(P_{ik}) + S(P_{kj})}{S(P_{ij})} = \frac{S(P_{ij})}{S(P_{ij})}$$

由式(2)可得

$$\beta_{net}(i, k) = \frac{S(P_{ij})}{S(P_{ij})}$$

因为 $\beta_{net}(i, j) = \frac{S(P_{ij})}{S(P_{ij})}$, 所以

$$\beta_{net}(i, k) = \beta_{net}(i, j)$$

因为 $\beta_{net}(i, j)$ 与 $\beta_{net}(j, i)$ 的含义不同, 对一般的无向网络而言, 如果 v_i 与 v_j 为非邻接节点, $\beta_{net}(i, j)$ 一般不具有对称性。但当 v_i 与 v_j 为邻接节点时, 则 $\beta_{net}(i, j)$ 与 $\beta_{net}(j, i)$ 具有对称性。

推论 1 如果 $P(0, l+1)$ 为 v_0 到 v_{l+1} 的最短路, 令 $N(i, j) = \{v_1, v_2, \dots, v_l\}$, 则 $\beta_{net}(0, 1) = \beta_{net}(0, 2) = \dots = \beta_{net}(0, l+1)$ 。

3.2 一条路径上的抗堵塞系数向量 β_p 的性质

定理 1 如果 $P(0, l+1)$ 为 v_0 到 v_{l+1} 的最短路径, 则 $\beta_p^0 = \beta_p^1 = \dots = \beta_p^l$ 。

证明 令 β_p^k 为 $\beta_p(i-1, i+k)$ 及 $\beta_p(i+k, i-1)$, 其中 $i=1, 2, \dots, l-k$ 的最大值, 令 $\beta_p^k = \beta_p(i^*-1, i^*+k)$ 。

由推论 1 可知在以点 (v_{i^*-1}, v_{i^*+k}) 为起点的最近短路径 $P(i^*-1, i^*+k)$ 上一定有 $\beta_p(i^*-1, i^*+k) = \beta_p(i^*-1, i^*+k-1)$ 。

β_p^{k-1} 为 $\beta_p(i-1, i+k-1)$ 及 $\beta_p(i+k-1, i-1)$, 其中 $i=1, 2, \dots, l-k$ 的最大值。所以 $\beta_p^k = \beta_p(i^*-1, i^*+k) = \beta_p(i^*-1, i^*+k-1) = \beta_p^{k-1}$, 即 $\beta_p^k = \beta_p^{k-1}$ 。

依次类推有 $\beta_p^k = \beta_p^{k-1} = \beta_p^{k-2} = \dots = \beta_p^0$ 。证毕。

3.3 网络上的抗堵塞系数向量 β_{net} 的性质

定理 2 网络上的抗堵塞系数满足不等式 $\beta_{net}^0 = \beta_{net}^1 = \dots = \beta_{net}^l$, 其中 l 为 G 中具有最多中间节点个数的最短路径上中间节点的个数。

证明 令 $\beta_{net}^k = \beta_{net}(i, j)$, 则点对 (v_i, v_j) 之间的最短路

径上除 v_i, v_j 之外有 k 个节点, 不失一般性, 可以假设 $j = i + k + 1$, 且点对 (v_i, v_j) 之间的中间节点为 $\{v_i, v_{i+1}, \dots, v_{i+k}, v_{i+k+1}\}$ 。

由引理 1 可知,

$$\beta_{net}^k(i, i+k+1) = \beta_{net}^{k-1}(i, i+k)$$

而

$$\beta_{net}^k(i, i+k) = \beta_{net}^{k-1}(i, i+k)$$

所以

$$\beta_{net}^k = \beta_{net}^k(i, i+k+1) = \beta_{net}^{k-1}(i, i+k) = \beta_{net}^{k-1}$$

令 l 为 G 中具有最多中间节点个数的最短路径上中间节点的个数, 依次类推有 $\beta_{net}^0 = \beta_{net}^1 = \dots = \beta_{net}^l$ 。证毕。

4 抗堵塞系数向量 β_{net} 的计算

4.1 算法

对给定的交通网络 $G(V, E)$, G 中去掉任一条边后仍然连通, 令 $N(v_i)$ 为 v_i 的邻接节点集合, $N(v_i) = \{v_{i1}, v_{i2}, \dots, v_{id(i)}\}$, 其中 $d(i)$ 为 v_i 的度数, $d(i) = d(v_i)$ 。

第 1 步: 对任一节点 v_i , 应用 Dijkstra 标号法计算出 v_i 到任一节点 v_j 的最短路径 $P(i, j)$ 及 $S(P_{ij})$, 其中 $i \neq j$, 注意到在应用 Dijkstra 标号法时, 可以附带获得如下信息:

$P(i, j)$ 上中间节点的个数 $|N(i, j)|$;

$P(i, j)$ 中与 v_i 关联的边 $e(v_i, v_N^j)$, 其中 $v_N^j \in N(v_i)$ 。

第 2 步: 将节点集合 $V \setminus \{v_i\}$ 分为 d 个子类 $V_{i1}, V_{i2}, \dots, V_{id(i)}$ 。

第 3 步: 去掉边 $e(v_i, v_{ik})$, 再次应用 Dijkstra 标号法在图 $G \setminus \{e(v_i, v_{ik})\}$ 上计算出 v_i 到 v_{ik} 的最短路径 P_{ij} 及 $S(P_{ij})$, 其中 $j \in V_{ik}$ 。遍历 $k=1, 2, \dots, d(i)$, 即可计算出所有的 P_{ij} 及 $S(P_{ij})$ 。

第 4 步: 计算 $\beta_{net}(i, j) = \frac{S(P_{ij})}{S(P_{ij})}$, $\beta_{net}^t(i) = \max_{j \in N(i)} \beta_{net}(i, j)$, $j=1, 2, \dots, n-1$; $t=0, 1, 2, \dots, l$ 。

第 5 步: 重复第 1 步到第 4 步, 取 $i=1, 2, \dots, N$, 即 $N = |V|$, 可以得到所有的 $\beta_{net}(i, j)$ 及 $\beta_{net}^t(i)$ 。

第 6 步: 计算 $\beta_{net}^t = \max_{i \in N} \beta_{net}^t(i)$, 其中 $t=0, 1, 2, \dots, l$ 。

第 7 步: 输出 $\beta_{net}(i, j)$, $\beta_{net}^t(i)$, β_{net}^t , 其中 $i \in \{1, 2, \dots, N\}$, $j \in \{1, 2, \dots, N\}$, $t=0, 1, 2, \dots, l$ 。

通过以上的分析, 可知 l 为从节点 v_i 到任一节点 v_j 的最短路上中间节点个数对任一 $j \in i$ 的最大值。

4.2 算法复杂性分析

对于一个顶点数为 n 的网络图, 4.1 中给出算法的复杂性如下:

(1) 算法中第 1 步的计算次数为 $O(n^2)$;

(2) 算法中第 2 步可以在 $O(n)$ 时间内完成;

(3) 算法中第 3 步的计算次数为 $d(i) \cdot O(n^2)$;

应用一次 Dijkstra 标号法所需计算次数为 $O(n^2)$, 由于需要对 $v_{ik}, k=1, 2, \dots, d(i)$ 分别应用 Dijkstra 标号法,

在最坏情形下 $k = n$, 所以计算次数为 $d(i) \cdot O(n^2)$;

(4) 算法中第 4 步可以在 $O(n)$ 时间内完成;

(5) 算法第 1 步到第 4 步完成了由节点 v_i 出发的相关 $\beta(i, j)$ 及 $\beta^l(i)$ 的计算, 总计算量为 $d(i) \cdot O(n^2)$ 。当 v_i 取遍 V 中任一节点后, 总的计算量为 $\sum_{i=1}^N d(i) \cdot O(n^2) = O(|E|) \cdot n^2 = O(n^4)$;

(6) 第 6 步中对给定的 l 只需计算 $\beta^l(i)$, 总的计算量为 $\sum_{i=1}^n O(n) = O(n^2)$ 。

综合以上的分析可得出如下结论:

定理 3 算法在 $O(n^4)$ 时间可计算出网络上的抗堵塞系数向量 β_{net}^l 。

在实际情形下, 交通网络图近似于平面网络图, 在平面网络图上用 Dijkstra 标号法求其任意两点间最短路的计算量为 $O(n^2)$, 且有 $\sum_{i=1}^N d(i) = O(|E|) = O(n)$, 算法中第 1 步到第 4 步的计算量为 $d(i) \cdot O(n^2) = O(n^3)$ 。因此, 在平面网络图上, 算法可在 $O(n^3)$ 时间内计算出抗堵塞系数向量 β_{net} 。

5 算例

给定交通网络 $G(V, E)$ 如图 2, 计算 $\beta_{net}(i, j)$ 和 β_{net} 。

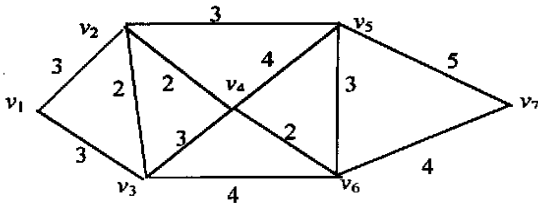


图 2 网络上的抗堵塞系数算例分析图

用 3.1 给出的算法进行计算, $\beta_{net}(i, j)$ 的结果见表 1,

$$\beta_{net} = (\beta_{net}^0, \beta_{net}^1, \beta_{net}^2, \beta_{net}^3) = (\frac{7}{2}, \frac{3}{2}, 1, 1)。$$

表 1 $\beta_{net}(i, j)$ 计算结果

$\beta_{net}(i, j)$	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6	v_7
v_1		$\frac{5}{3}$	$\frac{5}{3}$	$\frac{6}{5}$	$\frac{4}{3}$	1	1
v_2	$\frac{5}{3}$		$\frac{5}{2}$	$\frac{5}{2}$	2	$\frac{3}{2}$	1
v_3	$\frac{5}{3}$	$\frac{5}{2}$		$\frac{4}{3}$	$\frac{7}{5}$	$\frac{5}{4}$	$\frac{9}{8}$
v_4	$\frac{6}{5}$	$\frac{5}{2}$	$\frac{4}{3}$		$\frac{5}{4}$	$\frac{7}{2}$	$\frac{3}{2}$
v_5	$\frac{3}{2}$	2	$\frac{7}{5}$	$\frac{5}{4}$		2	$\frac{7}{5}$
v_6	1	$\frac{3}{2}$	$\frac{5}{4}$	$\frac{7}{2}$	2		2
v_7	1	1	$\frac{9}{8}$	$\frac{3}{2}$	$\frac{7}{5}$	2	

由以上的计算结果可知, 在给定网络中, 点对 (v_4, v_6) 及 (v_6, v_4) 的抗堵塞系数较大, 即去掉边 e_{46} 或 e_{64} 的最短路径是原最短路径的 3.5 倍; 其他点对的抗堵塞系数均小于等于 2, 尤其当点对之间的最短路径包含的节点数超过 1 时, 该点对的抗堵塞系数为 1, 即新的最短路径与原最短路径的长度相同, 因此, 给定网络的抗堵塞能力是较强的。

在实际中, 城市内的交通网络一般为方格网状或星形网状, 这两种网络的抗堵塞系数向量的每个分量是比较小的, 因此抗堵塞能力是较强的。一个实际交通网络的节点数是较多的, 需通过计算机对数据进行处理, 求得其抗堵塞系数向量。

6 结论

本文从运输决策人制定路径选择方案、交管人员制定交通流分配方案及道路规划设计部门制定道路规划方案的实际需求出发, 提出了抗堵塞能力系数的概念, 以度量交通网络的抗堵塞能力, 即交通网络上出现突发性堵塞后存在的当前最短路径与原最短路径长度之间的比例关系。在给出了网络上任意起讫点对的抗堵塞系数、一条路径的抗堵塞系数向量和整个交通网络的抗堵塞系数向量的定义后, 对其相关性质进行了分析, 最后给出了抗堵塞系数的算法, 并证明了算法的复杂性为 $O(n^4)$ 。在对网络的抗堵塞系数向量的定义中, 用起讫点对抗堵塞系数的最大值 $\beta_{net}^k = \max_{i, j, \forall (i, j) \in k} \beta_{net}^k(i, j)$, $k = 1, 2, \dots, l$ 做为网络的抗堵塞系数向量, 而非平均值或方差, 这是考虑到不同区域交通网络的节点数可能差异很大, 在具体操作时可比不同网络中包含节点个数相同的路径或区域的抗堵塞能力, 从而实现较强的可比性。

在实际中, 应用本文的研究结果, 一方面可以为决策人进行路径选择提供依据, 即决策者可以通过抗堵塞系数的分析结果选择抗堵塞系数较小的路径, 另一方面亦可为交通流分配和道路建设规划提供建议。通过对不同区域交通网络的抗堵塞系数向量的计算结果分析, 首先可以度量单个区域网络的抗堵塞能力。如果单个区域网络的抗堵塞系数向量的每一个分量较小且每个起讫点对的抗堵塞系数之间的差异不大, 说明这个网络的抗堵塞能力是较强的。如果单个区域的抗堵塞系数向量的每一个分量较大且每个起讫点对的抗堵塞系数的值差异很大, 而且不是地形地貌的原因, 则说明道路的规划是不合理的。其次, 通过横向比较不同道路网络的抗堵塞系数向量, 能够突出不同区域网络的差异, 抗堵塞系数向量的分量较大的区域其抗堵塞能力相对较差, 应对其交通网络进行合理改造。如果能将不同交通网络的任意起讫点对的抗堵塞系数计算结果建立数据库, 做为地理信息系统的相关补充, 无论是对交通管理、道路规划还是对运输决策人均具有重要的意义。

本文提出的抗堵塞系数的定义及分析旨在对交通网

络抗堵塞能力的相关研究起到抛砖引玉的作用, 本文的研究亦存在着不足, 如何将抗堵塞系数与相异路径的研究成果相结合, 或是提出更好的评价指标是进一步研究的方向。

参考文献:

- [1] Warderop J G. Some theoretical aspects of road traffic research [A]. Proceedings of Institution of Civil Engineers (Part II) [C]. 1952: 325~ 378
- [2] Daganzo C F. On the traffic assignment with flow dependent costs [J]. Transportation Research, 1977, 11: 433~ 441.
- [3] Bazarra M, Sherali H D, Shetty C M. Nonlinear programming: theory and algorithms (2nd edn) [M]. New York: Wiley, 1993
- [4] Yang H, Huang H J. Pricing of marginal cost pricing: how does it work in a general road network? [J]. Transportation Research A, 1998, 32: 45~ 54
- [5] 黄海军. 拥挤道路使用收费的研究进展和实践难题 [J]. 中国科学基金, 2003: 198~ 203
- [6] Leurent F. Cost versus time equilibrium over a network [J]. European Journal of Operation Research, 1993, 71: 205~ 221.
- [7] Corley H W, Sha D Y. Most vital link and nodes in weighted networks [J]. Operation Research Letters, 1982, (1): 157~ 160
- [8] Nardelli E, Proietti G, Widmayer P. Finding the detour-critical edge of a shortest path between nodes [J]. Information Processing Letters, 1998, 67 (1): 51~ 54
- [9] Nardelli E, Proietti G, Widmayer P. A faster computation of the most vital edge of a shortest path between two nodes [J]. Information Processing Letters, 2001, 79(2): 81~ 85
- [10] Nardelli E, Proietti G, Widmayer P. Finding the most vital node of a shortest path [J]. Theoretical computer Science, 2003, 296: 167~ 177.
- [11] 李引珍, 郭耀煌. 交通运输网络最短路径关键边问题研究 [J]. 中国管理科学, 2004, 12(4): 69~ 73
- [12] Miaou S P, Chin S M. Computing k shortest path for fuel spent highway transportation [J]. European Journal of Operational Research, 1991, 53: 64~ 80
- [13] Erkut E. The discrete p -dispersion problem [J]. European Journal of Operation Research, 1990, 46: 48~ 60
- [14] Vedat, Akgun, Erkut E. On finding dissimilar paths [R]. Dept of Finance and Management Science, University of Alberta, 1997.
- [15] Kuby M, Zhongyi X, Xiaodong X. A minimax method for finding the k -best differentiated paths [J]. Geographical Analysis, 1997, 29 (4): 298 ~ 313
- [16] 王刊良, 徐寅峰. 相异路径选线问题的模型与算法 [J]. 系统工程理论方法应用, 2001, 10(1): 8~ 12
- [17] 刘丽霞, 杨骅飞. 突发事件等复杂情形下的交通路径选择问题 [J]. 北京联合大学学报, 2004, 18(3): 67~ 71
- [18] 李清波, 符梓砂. 道路规划与设计 [M]. 北京: 人民交通出版社, 2001.
- [19] 松下胜二等. 城市道路规划与设计 [M]. 北京: 建筑工业出版社, 1990

An Analysis and Computation for Anti-blockage Capability on Transportation Network

SU Bing^{1,2}, XU Yin-feng^{2,3}

(1. School of Economics and Management, Xi'an Institute of Technology, Xi'an 710032, China;

2. School of Management, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049, China;

3. The State Key Lab for Manufacturing Systems Engineering, Xi'an 710049, China)

Abstract: The unexpected blockages have great effect on transportation cost. Evaluating the anti-blockage capability of a transportation network is getting a focus. In order to giving a suggestion to policymaker, a concept of anti-blockage coefficient is proposed for the anti-blockage capability measure on a transportation network. The characters of anti-blockage coefficient and its complexity are analyzed for arbitrary couple of vertices, a road and a network. Finally, an algorithm is proposed. A numeral example is given.

Key words: Transportation Network; Anti-blockage Capability; Anti-blockage Coefficient