

# 基于时延-容量转换的网络路径优选研究

黄泽汉<sup>1,2</sup>, 谭跃进<sup>1</sup>, 吕 欣<sup>1</sup>

(1. 国防科技大学信息系统与管理学院, 湖南 长沙 410073; 2. 海军工程大学管理工程系, 湖北 武汉 430033)

**摘要:** 应急救援、军事作战过程中需要进行大规模的物资调度, 受运输网络容量的限制, 保障物资需要在网络单元处等待并逐步转运, 导致传输时延随物资数量的变化而呈现不确定性。本文在详细分析描述保障网络传输机制的基础上, 提出一种基于网络时延-容量转换的建模方法, 建立最小时延网络路径优选模型, 并改进 Dijkstra 算法求解网络最优路径, 最后应用算例验证模型正确性及算法有效性。

**关键词:** 物流保障网络; 时延-容量转换; 路径优选

**中图分类号:** F157    **文献标识码:** A    **文章编号:** 1004-6062(2009)03-0111-04

## 0 引言

在应急救援<sup>[1]</sup>、军事作战<sup>[2]</sup>过程中, 大规模的军用物资需要通过公路、铁路、航空、水路以及管线等运输方式保障到需求点, 而需求点在最短时间内得到所需物资的情况是实际存在的。如地震发生时, 大量的救灾人员、物资、装备需要在第一时间运输到灾害发生区域, 或者对正在前线作战的部队实施紧急保障, 在这些情况下, 运输管理部门需要结合交通网络承载能力对保障路径进行详细规划。该类问题可以归结为大规模运输调度的网络路径优选问题, 是一种非常特殊的费用流问题<sup>[3]</sup>。

目前, 已经有大量的文献对网络最大流、最小费用流问题进行了研究, 出现了许多经典的算法及其改进算法<sup>[4]</sup>, 如 Ford-Fulkerson 算法<sup>[5]</sup>、Dijkstra 算法、负回路算法等。关于网络流问题研究的近期进展, 有许多是针对某类具体的问题进行的, 文献<sup>[6]</sup>利用最小费用最大流算法求解复杂的动态路径规划问题, 文献<sup>[7]</sup>利用遗传算法求解带容量限制的最小费用流问题, 文献<sup>[8]</sup>对多目标最小费用流问题进行了综述。在军事应用领域内, 文献<sup>[9]</sup>考虑了物资可分割性, 给出了有限需求的条独立路径优选问题。一般情况下, 物资运输保障部门针对某一目标点的物资调运希望能建立一条持续保障的优选路径, 换言之, 一批物资尽可能不分散而采用同一网络路径调运。但是, 由于网络容量、运输能力是有限的, 当物资数量  $Q$  超过网络容量的情况下, 需要在网络单元排队等待并逐步转运, 因此, 网络单元的实际传输时延将随物资数量的变化而呈现不确定性。

本文提出一种基于网络时延-容量转换的建模方法, 当物资的数量  $Q$  大于网络单元容量时, 物资排队等待转运, 延长通过该网络单元的时间, 等价于扩大该网络单元的容量。本文在此基础上建立新的保障网络模型、路径优选数学模型, 以经典的最短路径算法为基础, 设计新的路径优选算法,

求解大规模调度的最小时延网络路径, 并用算例验证模型正确性及算法有效性。

## 1 问题描述及网络路径优选模型

### 1.1 问题描述

应急救援、军事保障过程中的物资调度涉及多种运输工具, 一般而言, 保障物资从供应点运输到需求点, 可能有多条运输路径, 多种运输方式可供选择, 甚至可以采取多种运输工具联合运输。为了描述问题的方便, 不失一般性, 本文把所有道路、传输通道抽象为网络边, 物资供应点、需求点和中转点、通道交叉口及其它实体等抽象为网络节点, 整个应急救援体系、军事保障系统可抽象为的非负权无向网络  $G = (V, E, U, T)$ ,  $V$  表示网络节点集,  $n = |V|$ ,  $n$  是节点数。  $E$  表示网络边集,  $m = |E|$ ,  $m$  是边数,  $U$  是网络单元容量的集合,  $T$  是网络流通过单元的时延集合。给定供应源点  $S$  和需求目标点  $D$ , 需求物资量为  $Q$  单位, 基于网络时延-容量转换的保障网络路径优选问题可以描述为:

给定非负权无向网络  $G = (V, E, U, T)$  中, 考虑网络单元容量约束, 物资排队等待转运, 从源点  $S$  传输  $Q$  单位保障物资到目标点  $D$ , 选择一条网络传输路径, 使得所有保障物资到达目标点  $D$  传输总时延最小。

### 1.2 网络路径优选模型

#### 1.2.1 模型假设

为了分析问题方便, 首先作必要的假设:

(1) 保障物流具有空间上的不可分割性, 且  $Q \in Z^+$ 。这里的空间不可分割性, 是指保障物资不能在空间上进行分割传输, 即该批次保障物资不允许通过不同的网络路径传输。例如, 保障需要通过某网络节点  $i$  进行中转, 在节点容量有限的情况下, 必然导致物资等待转运, 增加了中转时延, 同时为了使物资调度简单, 不允许该物资通过其它路径到达

收稿日期: 2008-03-14 修回日期: 2008-06-05

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(70501032)。

作者简介: 黄泽汉(1976—), 男, 湖南邵阳人, 国防科技大学博士研究生, 主要研究方向为网络调度、网络路径规划。

目标节点。我们定义保障物资流的这种传输性质为空间不可分割性<sup>[9]</sup>。

(2) 假定保障物资流只有数量、质量性质,没有空间尺寸大小的描述。保障物资流的现实表现形式是通过车辆、船舶、航空器、管线等运输工具完成空间移动,不考虑运输工具队列的空间长度。

(3) 假定运输工具只受最大载重能力限制,不受保障物资空间大小的制约。

### 1.2.2 模型建立

假定  $P_{SD}$  是一条从源点  $S$  到目标点  $D$  的路径,  $i, j$  是路径  $P_{SD}$  上的两个相邻网络节点,即  $i, j \in V, i, j \subset P_{SD}$ 。  $u_i, t_i$  分别是节点  $i$  的容量、中转时延,  $u_{ij}, t_{ij}$  分别是网络边  $(i, j)$  的容量、传输时延。为了便于描述,下面分别给出网络节点(边)容量、时延的定义。

定义1 网络节点容量,指单位时间内,在规定的条件下通过节点  $i$  保障物资的最大流量,用  $u_i$  表示。

定义2 网络节点时延,指在规定的条件下,保障物资通过节点  $i$  需要的时间,用  $t_i$  表示。

定义3 网络边容量,指单位时间内,在满足保障物资传输要求的条件下的通过边  $(i, j)$  最大流量,用  $u_{ij}$  表示,一般来说,网络边的容量和运输工具的运载能力相关。

定义4 网络边时延,指在规定的条件下保障物资通过边  $(i, j)$  所付出的时间,用  $t_{ij}$  表示,一般来说,网络边的时延和运输工具的行使速度相关。

根据以上给出的定义,可以得到非负权无向网络  $G = (V, E, U, T)$  中通过路径  $P_{SD}$  从源点  $S$  到目标点  $D$  的传输时延,计算公式如下:

$$t_{P_{SD}} = \sum_{i \in V} t_i \cdot \chi_i + \sum_{(i,j) \in E} t_{ij} \cdot \chi_{ij} \quad (1)$$

式中:

$$\chi_i = \begin{cases} 0, & i \notin P_{SD} \\ 1, & i \in P_{SD} \end{cases}, \chi_{ij} = \begin{cases} 0, & (i,j) \notin P_{SD} \\ 1, & (i,j) \in P_{SD} \end{cases}, \chi_i, \chi_{ij} \text{ 为布尔变量。}$$

显然,公式(1)计算得到的是通过路径  $P_{SD}$  从源点  $S$  到目标点  $D$  的静态时延,没有考虑保障物资数量大于网络单元容量的情况下,等待转运的时延。本文提出的基于网络时延-容量转换建模方法,通过延长传输时间,实现网络容量虚拟扩展,消除网络容量的限制。对于给定的保障物资数量  $Q$ ,以及网络单元容量、时延,重新给出定量传输时延的定义和计算公式。

定义5 网络节点定量  $Q$  传输时延,包括两个部分,第一部分为保障物资通过节点的传输时延,第二部分为可能超过网络节点容量部分物资的等待时延。计算公式如下:

$$\tau_i = t_i \cdot \left( 1 + \frac{Q - u_i}{u_i} \cdot \tau_{ij} \right) \quad (2)$$

式中:

$$\tau_{ij} = \begin{cases} 0, & Q < u_{ij} \\ 1, & Q \geq u_{ij} \end{cases} \tau_{ij} \text{ 为布尔变量。}$$

定义6 网络边定量传输时延,包括两个部分,第一部分为保障物资通过边的传输时延,第二部分为超过网络边容量部分物资的等待时延。计算公式如下:

$$\tau_{ij} = t_{ij} \cdot \left( 1 + \frac{Q - u_{ij}}{u_{ij}} \cdot \tau_{ij} \right) \quad (3)$$

式中:

$$\tau_{ij} = \begin{cases} 0, & Q < u_{ij} \\ 1, & Q \geq u_{ij} \end{cases} \tau_{ij} \text{ 为布尔变量。}$$

根据定义5、定义6可以得到无向网络  $G = (V, E, U, T)$  中通过路径  $P_{SD}$  从源点  $S$  到目标点  $D$  传输定量保障物资  $Q$  的传输时延,计算公式如下:

$$\tau_{P_{SD}} = \sum_{i \in V} \tau_i \cdot \chi_i + \sum_{(i,j) \in E} \tau_{ij} \cdot \chi_{ij} \quad (4)$$

式中:  $\chi_i, \chi_{ij}$  为布尔变量,与公式(1)中的布尔变量一致。

上述研究表明,在保障网络中,传输时延是一种特殊的“费用”。它的特殊性表现在当定量保障物资  $Q$  通过网络传输时,所用总时延(费用)不仅仅是路径上各节点(边)所用时间的总和,而且还包括物资受网络单元容量限制而等待传输的时延。

设  $P = \{p^1, p^2, \dots, p^k\}$  是网络  $G$  从源点  $S$  到目标点  $D$  所有  $k$  条路径的集合,则至少存在一条路径  $p^*$  使得传输时延最小,最小时延网络路径计算学公式如下:

$$\begin{aligned} T_{p^*} &= \min_p T_p^* = \min_p \left( \sum_{i \in V} \tau_i \cdot \chi_i + \sum_{(i,j) \in E} \tau_{ij} \cdot \chi_{ij} \right) \\ &= \min_p \left( \sum_{i \in V} t_i \cdot \left( 1 + \frac{Q - u_i}{u_i} \cdot \tau_{ij} \right) \cdot \chi_i \right. \\ &\quad \left. + \sum_{(i,j) \in E} t_{ij} \cdot \left( 1 + \frac{Q - u_{ij}}{u_{ij}} \cdot \tau_{ij} \right) \cdot \chi_{ij} \right) \quad (5) \end{aligned}$$

满足:

$$\begin{cases} \sum_j \left( f_{ij} \cdot \left( 1 + \frac{Q - u_{ij}}{u_{ij}} \cdot \tau_{ij} \right) \right) = \begin{cases} -Q & i = s \\ 0 & i \in V \setminus \{s, t\} \\ Q & i = t \end{cases} \\ f_i \cdot \left( 1 + \frac{Q - u_i}{u_i} \cdot \tau_{ij} \right) = Q \\ \begin{matrix} 0 & f_i & u_i & i & V \\ 0 & f_{ij} & u_{ij} & (i,j) & A \end{matrix} \end{cases}$$

式中:

$\tau_i, \tau_{ij}, \chi_i, \chi_{ij}$  为布尔变量,与公式(1)(2)(3)中布尔变量一致。

## 2 网络路径优选算法

### 2.1 算法的基本思想

算法的基本思想是首先对原网络  $G = (V, E, U, T)$  进行时延-容量转换得到新的网络  $G' = (V, E, \tau, \tau_{ij})$ ,通过增加网络瓶颈单元的传输时延,扩大该网络的虚拟容量,使得,  $\forall i \in V, Q \leq u_i, \forall (i,j) \in E, Q \leq u_{ij}$ ,消除传输定量保障物资  $Q$  的网络瓶颈。保障网络中部分节点进行物资中转时消耗的时间,因此,网络  $G'$  是典型的节点加权网络,不能直接利用 Dijkstra 算法求解,因此,需要对该算法进行改进,使之能计算节点含权的网

络最短路径。

2.2 时延-容量转换网络路径优选算法

根据算法设计基本思想,本文在经典的 Dijkstra 算法上进行改进,使其能够适用节点含权的网络。这里,用  $M$  表示永久标号顶点的集合,  $R$  表示临时标号顶点的集合,带容量限制的定量传输网络路径优选算法如下:

Step0 利用公式(2),公式(3)对  $G$  进行时延-容量转换,得到新的网络  $G'$ ,把原问题转变为节点含权的无容量限制最小小时延路径问题。

Step1 令  $u_s = 0, u_j = \infty (j = 2, 3, \dots, n), P = \{S\}, M = \{S\}, R = \{v_2, v_3, \dots, v_n\}$ ;

Step2 取  $v_i \in R$ , 使  $u_i = \min_{v_j \in R} \{u_j + t_{ij}\}$ 。若  $u_i = \infty$ , 则停止,从  $M$  到  $R$  没有回路,即不存在源点  $S$  到目标点  $D$  的路径,若  $v_i = D$ , 则算法结束,最短路径为  $P = P \cup \{D\}$ ;

Step3 令  $M = M \cup \{v_i\}, R = R \setminus \{v_i\}$ 。

Step4  $\forall v_j \in R$ , 令  $u_j = \min\{u_j, u_i + t_{ij} + c_{ij}\}$ , 转 Step2。

2.3 算法复杂性

分析上述算法的复杂性很容易估计得到,  $n = |V|$ , 在 Step2 要做  $n(n - 1)/2$  次比较, Step3 需要  $(n - 1)$  次比较, Step4 需要  $n(n - 1)/2$  次加法和次  $n(n - 1)/2$  比较, 因此, 该算法的复杂性为  $O(n^2)$ 。

3 算例研究

3.1 任务想定

假定在某军事保障任务中, 需要从甲地调运一批保障物资到乙地, 保障网络抽象为图 1 所示。

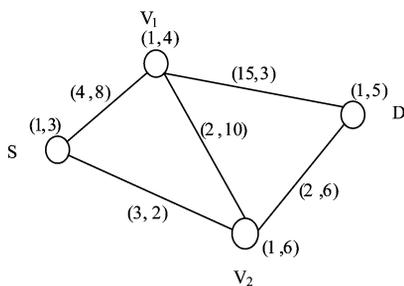


图 1 保障网络示例

节点  $S$  表示源点甲地, 节点  $D$  表示目标点乙地, 网络中节点旁括号的数字为  $(t_i, u_i)$ ,  $t_i$  表示单位时间,  $u_i$  表示单位时间内该节点的最大中转容量, 网络边上括号内的数字为  $(t_{ij}, u_{ij})$ ,  $t_{ij}$  表示保障物资通过该边的时延,  $u_{ij}$  表示单位时间内的该边的最大通行容量。

3.2 计算结果

假定需要传输的保障物资总量为 5 个单位, 即  $Q = 5$ , 首先对原网络进行时延-容量转换, 得到无容量限制的网络  $G'$  如图 2 所示。

根据本文提出的网络路径优选模型和算法可以计算得到最小小时延路径为  $P^* = \{S, V_2, D\}$ , 最小总时延  $t_{p^*} =$

9.17。这里, 最小小时延路径指通过保障网络传输定量保障物资总时间花费最小的一条路径。

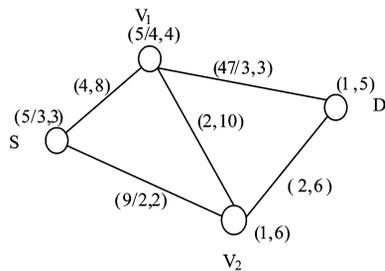


图 2  $Q = 5$  的时延-容量转换网络示例

进一步, 改变传输物资的数量  $Q$ , 可以分别求解得到最小小时延路径和相应的最小总时延。表格 1 分别计算了保障物资数量  $Q = 2, 5, 10, 20, 40, 80, 160$  的情况下该任务的最小小时延路径和最小总时延。

表 1 不同  $Q$  的最小小时延路径

物资量 ( $Q$ )	最小小时延路径	最小总时延
2	$S \rightarrow V_2 \rightarrow D$	7.00
5	$S \rightarrow V_2 \rightarrow D$	9.17
10	$S \rightarrow V_2 \rightarrow D$	14.67
20	$S \rightarrow V_2 \rightarrow D$	26.33
40	$S \rightarrow V_2 \rightarrow D$	49.67
80	$S \rightarrow V_1 \rightarrow V_2 \rightarrow D$	95.00
160	$S \rightarrow V_1 \rightarrow D$	183.67

根据以计算结果, 分析如下:

(1) 当传输的保障物资数量  $Q$  不超出网络容量时, 即  $Q < \min_{i,j \in V, (i,j) \in E} (u_i, u_{ij})$ , 即网络负载较小, 问题归结为一般意义上的最短路径问题, 可以直接对原网络求最小小时延路径。

(2) 随着运输量  $Q$  的增大, 网络负载逐步增大, 运输量超出了部分网络单元的容量限制, 需要采用网络时延-容量转换的建模方法, 消除了网络传输中的瓶颈问题, 然后在转换后的网络  $G'$  上最小小时延路径。

(3) 网络负载越大, 路径选择越倾向于选择网络容量比较大的单元传输, 而不是选择“最短”路径, 造成大量拥塞。比较符合大规模物资调度的实际情况。

(4) 带容量限制的定量传输问题中, 最小小时延路径并非拓扑结构上的最快时间路径, 而是指定量传输总时延最小的路径。最短路径的概念已经不限于网络拓扑意义上的最短, 最小小时延路径随着物资量的变化而呈现不确定性。

4 结论

对于应急救援、军事作战中的大规模物资调度问题, 在假定保障物资具有空间不可分割性质前提下, 首先, 本文提出的基于网络时延-容量转换的建模方法, 成功地解决了求解带容量限制的定量传输问题中网络容量限制问题; 其次, 多种运输工具的联合运输, 考虑保障物资中转时延问题, 建立节点含权的网络路径优选模型, 刻画了保障物资运输的实

际情况,是对现实问题的高度抽象;第三,对经典 Dijkstra 算法进行改进,求解并分析物资传输量对网络最优路径的影响。最后,针对该问题的最短路径问题研究,突破了静态网络拓扑意义上最短路径固定不变的基本规律,最小时延路径可能随着保障物资量的动态变化呈现不确定性,不仅传输的最小总时延随之变化,而且网络最小时延路径也是动态的。

进一步考虑应急救援、军事作战过程中保障网络拓扑结构的不确定性,问题变得更为复杂,本文作者将对此展开深入研究。

### 参 考 文 献

[ 1 ] Yi W, Kumar A. Ant colony optimization for disaster relief operations [J]. Transportation Research Part E-Logistics and Transportation Review, 2007, 43 (6) : 660 ~ 672.  
[ 2 ] 张凤林,武小悦,郭波,等. 物流网络可用性研究[J]. 系统工

程理论方法应用, 2003, 12(1) : 77 ~ 80.  
[ 3 ] Hirschler. Quickest flows over time[J]. SIAM Journal on computing, 2001, 36(8) : 1600 ~ 1630.  
[ 4 ] 谢政. 网络算法与复杂性理论[M]. 长沙: 国防科技大学出版社, 2003.  
[ 5 ] Ford L R, Fulkerson D R. Fulkerson. Network flow theory [M]. Santa Monica, California : The Rand Corp. , 1956.  
[ 6 ] 朱金寿,朱琪,王进,等. 最小费用最大流算法在路径规划中的应用[J]. 武汉理工大学学报, 2002, 26 (3) : 293 ~ 295.  
[ 7 ] 董振宁. 遗传算法求解带容量限制的最小费用流问题[J]. 数学的实践与认识, 2007, 37 (2) : 30 ~ 35.  
[ 8 ] Hamacher W. Multiple objective minimum cost flow problems: A review[R]. 2005.  
[ 9 ] 张凤林,郭波,刘卫华,等. 有限需求量的网络路径优选研究[J]. 系统工程, 2004, 22(11) : 106 ~ 110.

## Research on Paths Optimization in Network Using Delay-Capacity Conversion Method

HUANG Ze-han<sup>1,2</sup>, TAN Yue-jin<sup>1</sup>, LV Xin<sup>1</sup>

(1. Coll. of Information System and Management, National Univ. of Defense Technology, Changsha 410073, China;  
2. Dept. of Management Engineering, Naval Univ. of Engineering, Wuhan 430033, China)

**Abstract:** Large-scale support material must be scheduled by logistics support network in disaster relief operations and military operations. However, support material may be transported through a unit in turn because of its' constrained capacity, which causes the transfer delay changing with the quantity of the given material. This paper analyzes and describes the transportation mechanism of the network, a kind of modeling method is proposed based on delay-capacity conversion. Then, a path selection optimization model with minimal delay is designed, and the optimal route can be figured out by a modified Dijkstra algorithm. Finally, an example is given to validate the validity of the model and the feasibility of this algorithm.

**Key words:** logistics support network; delay-capacity conversion; path selection optimization

责任编辑: 丛衍群

(上接第 149 页)

## Review on Studies of Teams Reflexivity

ZHANG Werr-qin, SHI Jir-tao

(School of Management, Shanghai Jiaotong University, Shanghai 200052, China)

**Abstract:** Effective teams are important cornerstones of successful organizations, especially for those operating in dynamic environments. Team reflexivity is an important determinant of team effectiveness. According to extant literature, four aspects on team reflexivity, such as constructs and measurements, antecedents and consequences of it have been systematically reviewed in detail. Based on these, an analytical framework to study team reflexivity is also presented giving the limitations of the existing studies and future research trend of team reflexivity.

**Key words:** Team reflexivity; Team innovation; Team effectiveness

责任编辑: 丛衍群