

基于时变网络下危险品 危害减灾系统 LRP 研究

帅 斌 陈钢铁

西南交通大学, 交通运输与物流学院, 成都 610031

摘 要: 在时变网络下危险品危害减灾的 LRP (Location-routing problem) 研究对减轻社会和经济灾害损失具有一定的理论和实际意义。本文先建立了 LRP 模型, 经对模型中的多目标进行处理, 把多目标问题变成单目标问题, 然后利用改进的蚁群算法对模型进行求解, 避免在求解过程中过早进入局部收敛。最后, 通过算例验证模型和算法的有效性。

关键词: 启发式算法; 应急物流; 减灾系统; LRP

中图分类号: U693

文献标识码: A

文章编号: 1672-4747(2011)03-0001-05

LRP Study of Dangerous Goods Mitigation System Under Time-varying Network

SHUAI Bin CHEN Gang-tie

College of Transportation and Logistics,

Southwest Jiaotong University, Chengdu 610031, China

Abstract: LRP (Location-routing problem, LRP) research of dangerous goods mitigation in time-varying network, which could alleviate social and economic disaster losses, has some theoretical and practical significance. This article first established a LRP model. By introducing the target weights, an multi-objective problem became into a single target one, afterwards, an improved ant colony algorithm was used to solve the model to avoid prematurely getting into local convergence. Finally, a numerical example proved the effectiveness of the model and algorithm.

Key words: Heuristic algorithm, emergency logistics, mitigation system, LRP

收稿日期: 2010-06-30.

基金项目: 中央高校基本科研业务费专项资金资助 2010XS23.

作者简介: 帅 斌 (1967-), 男, 四川乐山人, 博士, 西南交通大学, 交通运输与物流学院教授, 研究方向: 交通运输经济、应急物流。

0 引言

有害物品是一种具有物理、化学或是生物特性的物品，它容易在生产、储存、运输中引起燃烧、爆炸、中毒等灾害事故。随着工业的发展，有害物品的生产量和运输量均在逐年增加，有害物品对环境和人危害正在扩大和加重。当危险物品发生危害时，减灾的问题变得相当地突出。

本文选取一种典型的应急物流——减灾物流作为研究的对象。减灾物流所研究的是在危险物品运输过程中与突发性安全事故救助相关的物流活动。从应急物流的角度来看，设施中心选址问题和应急物资调度问题是救灾物流研究的重点内容，也是本文研究所要解决的两大问题。Aneja等^[1]较早对有达到时间限制的最短路问题进行了研究，给出了一种参数化方法来对问题进行求解。Handler和Zang^[2]利用拉格朗日松弛算法，对有到达时间限制的最短路问题进行了研究，避免了利用k最短路算法带来的由于K的数量的增加而造成的计算复杂性的提高，甚至导致无法求解。Skiscim和Golden^[3]对有限制情况下得K最短路问题进行了求解，给出了基本的算法。Carlyle和Royset^[4]用就近搜索法并结合枚举法对有限制条件下的最短路问题进行了研究。在设施选址方面，Adenso-dia^[5]考虑了传统的应急服务设施模型——集合覆盖模型，提出了MCLP(maximal covering location problem)。Jia等^[6]研究了多点发生大规模突发事件中医疗服务(EMS)设施选址系统问题的改进模型，并考虑了设施在突发事件场景k下服务能力的降低。本文重点研究在LRP问题并兼顾设施选址和路径优化两个目标。从应急物流设施选址和路径优化方面考虑总成本最小的策略。

1 问题描述及分析

设 A_1, A_2, \dots, A_n 为n个应急物资供应点(出救点)，A为灾害点； X_1, X_2, \dots, X_m 为灾害点需要的种物资， x_1, x_2, \dots, x_m 为应急物资需求量， x_{ij} 为第i出救点对物资

的现存储存量， x'_{ij} 为第i个出救点对第j种物资的实际供应量， $1 \leq i \leq n, 1 \leq j \leq m, \sum_{i=1}^n x_{ij} \geq x_j, i=1, 2, \dots, n, j=1, 2, \dots, m$ ；从 A_i 到A需要的时间为 $t_i(t_i > 0)$ ，不妨设 $t_1 \leq t_2, \dots, \leq t_n$ ； c_{ij} 为从出救点 A_i 运送一车物资 X_j 到需求点的运输成本。假设运输车辆是充足的，在时间 t_i 内可将出救点的所有应急物资运输到需求点，要求给出一调度方案，使得在保证应急需求的情况下，应急开始时间最早，总运输成本尽可能少。

设方案 ϕ 为 $\phi = \{\phi_1, \phi_2, \dots, \phi_m\}$ ，其中， $\phi_j = \{(A_{d_j}, x'_{d_j}), (A_{d_j}, x'_{d_j}), \dots, (A_{d_j}, x'_{d_n j})\}$ 表示第j种物资的应急调度方案， d_1, d_2, \dots, d_k 为数列为 $1, 2, \dots, n$ 的一个排列，并且，表明从n个出救点中挑出等出救点来提供第j种物资参加应急，并且该物资的数量为 $x'_{d_1 j}, x'_{d_2 j}, \dots, x'_{d_k j}$ ，记所有物资调度方案的集合为 Ω 。运输总成本为 $C(\phi)$ ，运输时间为 $T(\phi)$ 。 $T(\phi)$ 是指最后一车物资到达灾害点的时间。设有m个发生灾害的需求点集合，其中在计划期内发生灾害的概率为 $p'_j(j=1, 2, \dots, m)$ ； t_{ij} 表示从应急物资供应点i运输物资到灾害点j所需要的时间。

$$a_i = \begin{cases} 1 & \text{在 } i \text{ 处设立应急服务设施中心} \\ 0 & \text{不在 } i \text{ 处设立应急服务设施中心} \end{cases}$$

基于应急物流的减灾系统LRP模型是以总成本最小为目标。

目标函数为：

$$\min Z = \sum_{i=1}^n S_i a_i + \sum_{j=1}^m p'_j \sum_{i=1}^n c_{ij} + \sum_{j=1}^m p'_j \left(\int_0^{t_j^1} k_j t_j^2 - \int_1^t k_j t_j^2 - o_j \sum_{i=1}^n e^{-a_i t_{ij}} \right)$$

在目标函数中，第一项 $\sum_{i=1}^n S_i a_i$ 是应急服务设施中心的

建设成本；第二项 $\sum_{j=1}^m p'_j \sum_{i=1}^n c_{ij}$ 是运输成本，第三项

$\sum_{j=1}^m p'_j \left(\int_0^{t_j^1} k_j t_j^2 - \int_1^t k_j t_j^2 - o_j \sum_{i=1}^n e^{-a_i t_{ij}} \right)$ 是灾害损失成本。

约束条件：

$$\sum_{j=1}^m x'_{d_j} = x \tag{1}$$

$$0 < x'_{dj} < x_{dj} \quad (j=1,2,\dots,m), \quad (2)$$

$$c_{dj} > 0, \quad t_{dj} > 0 \quad (3)$$

$$t_{iy} a_i \leq EF_j \quad (4)$$

式(4)为应急服务设施中心*i*到需求点小于或等于一个规定值。

应急物流的减灾系统LRP模型的总成本包括灾害损失成本,应急服务设施中心的建设费用和运输成本。由于灾害损失成本中的损失函数与救援函数均是和时间 $T(\phi)$ 相关的函数,因此,使用时间 $T(\phi)$ 最小来代表灾害损失成本;应急服务设施中心的建设费用和运输成本是 c_{ij} 的相关函数,可确定多目标函数:

$$f_1(x) = \min \sum_{i=1}^n t_i$$

$$f_2(x) = \min \sum_{j=1}^m \sum_{i=1}^n c_{ij}$$

$$f_3(p) = \min \prod_{j=1}^m p_j$$

通过引入各目标的权重值 $w_p(p=1, 2, 3)$,将该多目标函数转化为单目标函数得:

$$f(x) = w_1 f_1(x) + w_2 f_2(x) + w_3 f_3(p)$$

2 LRP 的算法

蚁群算法(Ant colony algorithm,简称ACA)是Dorigo首先提出的,是一种采用新的启发式算法的、新的仿生类进化算法。该算法模仿蚂蚁觅食时的行为,按照启发式思想,通过外激素的诱发作用逐渐收敛到问题的全局最优解。

设*m*是蚁群中蚂蚁的数量, $d_{ij}(i, j=1, 2, \dots, n)$ 表示节点*i*和节点*j*之间的距离; $\tau_{ij}(t)$ 表示*t*时刻在节点*ij*连线上残留的信息量。初始时刻,各条路径上信息量相等。设 $\tau_{ij}(0)=C(C$ 为常数),蚂蚁 $k(k=1, 2, \dots, n)$ 在运动过程中,根据各条路径上的信息量决定转移方向。 $p^k_{ij}(t)$ 表示在*t*时蚂蚁*k*由节点*i*转移到节点*j*的概率,由参考文献[7]知:

$$p^k_{ij}(t) = \begin{cases} \frac{[\tau_{ij}(t)]^\alpha [\eta_{ij}]^\beta}{\sum_{l \notin U_k} [\tau_{il}(t)]^\alpha [\eta_{il}]^\beta} & j \notin U_k \\ 0 & j \in U_k \end{cases} \quad (5)$$

式中, η_{ij} 为先验知识或称为能见度,在最优路径问题为节点*i*转移到节点*j*的启发信息,一般取 $\eta_{ij}=1/d_{ij}$; α 为路径*ij*上残留信息的重要程度; β 为启发信息的重要程度; $U_k(k=1,2,\dots,m)$ 是禁忌表,用以记录蚂蚁*k*当前所走过的节点,下一步不再允许选择,集合 U_k 随着进化过程作动态调整。

经过*n*个时刻,所有蚂蚁都完成了一次周游,他们本次周游的禁忌表将满,此时应清空,将当前蚂蚁所在节点置入 U_k ,准备下一次周游,这时,计算每一只蚂蚁所走过的路径 L_k ,并保存最优路径:

$$L_{kmin} = \min(L_k) \quad k=1, 2, \dots, m \quad (6)$$

随着时间的推移,以前留下的信息逐渐消逝。用参数 $1-\rho$ 表示信息消逝程度,蚂蚁完成一次循环以后,路径上的信息量要根据式(5)做调整:

$$\tau_{ij}(t+1) = (1-\rho)\tau_{ij}(t) + \rho \Delta \tau_{ij} \quad (7)$$

$$\Delta \tau_{ij} = \sum_{k=1}^m \Delta \tau_{ij}^k \quad (8)$$

当*k*只蚂蚁在时刻*t*和*t+1*之间经过*ij*时, $\Delta \tau_{ij} = Q/L$;否则, $\Delta \tau_{ij}=0$ 。

式中, $\Delta \tau_{ij}^k$ 表示第*k*只蚂蚁在本次循环中留在路径*ij*上的信息量; Q 为常数; L_k 表示第*k*只蚂蚁在本次循环中所走过的路径的长度。

一般设置周游次数计数器 N_c ,当达到设定值时结束,最短路径为

$$L_{min} = \min(L_{kmin}(l)) \quad l=1, 2, \dots, N_c \quad (9)$$

2.1 最优个体交叉策略

基本的蚁群算法容易过早收敛,使搜索陷入局部最优解。为了避免此种情况,将蚁群算法和遗传算法结合,将蚁群算法每次遍历后形成的解作为初始种群,之后扫描双亲,查双亲是否有相同的基因。在所有相同基因对中挑选出单点交叉后所得到的后代最优的基因对来进行单点交叉。采用这种方法进行交叉,不会产生非可行解,同时使得交叉操作具有了方向性。这不仅能够加速收敛到全局最优解,而且能在一定程度上避免陷入局部最优解。

2.2 改进的蚁群算法步骤

根据如上改进策略,本文给出了适合于时变网络的蚁群算法 TDNACO, 算法步骤如下:

(1) 算法开始运行时,按如下公式初始化每条边上的信息量:

$$\tau_{ij}(0) = C \quad (C \text{ 为常数}) \quad (10)$$

同时设置迭代次数:

(2) 将 m 只蚂蚁放在初始节点 s ;

(3) 根据下式计算蚂蚁转移概率:

$$p_{ij}^k(t) = \begin{cases} \frac{[\tau_{ij}(t)]^\alpha [\eta_{ij}]^\beta}{\sum_{l \in W_k} [\tau_{il}(t)]^\alpha [\eta_{il}]^\beta} & j \in W_k \\ 0 & \text{其它} \end{cases} \quad (11)$$

式中,对 j 的范围进行修改后,即可将蚁群算法每次遍历后形成的解作为初始种群,之后扫描双亲,查双亲是否有相同的基因,因此,则在所有相同基因对中挑选出单点交叉后所得到的后代最优的基因对来进行单点交叉。采用这种方法进行交叉,不会产生非可行解,同时使得交叉操作具有了方向性,能够加速收敛到全局最优解。 $W_k = \{ \text{和 } i \text{ 相连节点的禁忌表 } U_k \}$; $\eta_{ij} = g_{ij}(t)^{-1}$, $g_{ij}(t)$ 为 t 时刻出发时边 (v_i, v_j) 的行走时间, α, β 体现信息素和启发信息对蚂蚁决策。

(4) 如果 j 不是目的节点,继续查找下一个节点,转 2); 如果 j 是目的地的一条路径,保存路径及其花费时间 L_k 。

(5) 当 m 只蚂蚁搜索完后,则求得 m 条路径,全局更新边上的信息量:

$$\tau_{ij}(t+1) = [(1-\rho)\tau_{ij}(t) + \rho\tau_{ij}] \lambda_{ij} \quad (12)$$

$$\lambda_{ij} = g_{ij}^{\text{old}} / g_{ij}^{\text{new}} \quad (13)$$

式中, g_{ij}^{old} 和 g_{ij}^{new} 分别表示 (i, j) 上的原行走时间及更新后的行走时间; ρ 表示信息素的消逝程度, $0 < \rho < 1$ 。

$$\Delta \tau_{ij} = \sum_{k=1}^m \Delta \tau_{ij}^k \quad (14)$$

当 k 只蚂蚁在时刻 t 和 $t+1$ 之间经过 ij 时,

$$\Delta \tau_{ij} = Q/L_k$$

否则,当 k 只蚂蚁在时刻 t 和 $t+1$ 之间经过 ij 时,

$$\Delta \tau_{ij} = 0$$

式中, $\Delta \tau_{ij}^k$ 是蚂蚁 k 在边 (v_i, v_j) 上的信息素增量; Q 为常数; L_k 为蚂蚁 k 从出发点到目的地所经历的时间。

(6) 对扫描得到的 m 个解进行交叉计算; 计算杂交后的路径时间,若小于杂交前的路径时间,则用新路径取代原路径,同时更新相应路径上每条边的信息素,否则不进行更新。

(7) 按式 (1) 在 m 个解中求取局部最优解。

$$L_{kmin} = \min(L_k) \quad k=1, 2, \dots, m \quad (13)$$

(8) 到当前迭代次数为止,所建立的所有局部最优解中值最小的解作为当前迭代次数的全局最优解。

$$L_{min} = \min(L_{kmin}(l)) \quad l=1, 2, \dots, n \quad (14)$$

(9) 如果到达设置的迭代次数,则推出程序; 否则迭代次数加 1, 转步骤 2。

3 算例

本文做出如下假设: 选择同一型车从 6 个备选应急服务设施中心 ($S_1, S_2, S_3, S_4, S_5, S_6$) 给 1 个受灾需求点 (F 点) 提供救援服务。假设每个应急服务设施中心只需单台车辆提供服务,表 1 中的单位都使用相同的量纲。

表 1 应急的技术指标

Tab.1 Emergency technical indicators

	S_1	S_2	S_3	S_4	S_5	S_6
供应量	2 600	3 000	3 400	2 600	2 300	2 000
通行时间 T	38	26	19	37	46	21
危险程度	2.1	3.7	2.9	3.6	2.7	3.5
运输费用	22	23	35	33	17	28
F 点需求量	9600					

参数设计为: $\alpha=1, \beta=3, \rho=0.7, N_c=120, Q=100, k=30, w_1=0.6, w_2=0.1, w_3=0.3$ 。使用 WIN7 操作系统,在内存为 4G, CPU 为 Inter P7450 的环境下,通过 matlab 编程,计算运行 7.21s,得各需求点应急资源运输量计划安排如表 2 所示。

表 2 优化方案

Tab.2 Optimization program

	S_1	S_2	S_3	S_4	S_5	S_6
运输量	1 200	3 000	3 400	0	0	2 000
目标值	222 288					

下转第 11 页

参考文献

- [1] 李 纲, 郭建钢, 陈文贵. 基于手机短信的交通信息通知系统开发[J]. 交通运输工程与信息学报, 2009, 7(2): 39-43.
- [2] 赵新勇. 交管信息系统建设应用现状及存在问题的对策研究[J]. 道路交通管理, 2006, (6): 46-47.
- [3] 庄清强. 基于 GPRS 的交通违法信息查询系统研究[D]. 福建农林大学, 2010:4-7.
- [4] 李巨伟, 刘金坤, 单海辉 等. 北京交通违章监测非现场处罚数据库管理系统简介[J]. 道路交通与安全, 2003, (2): 7-9.
- [5] 李长远. 彩信行业应用的研究与开发[D]. 北京邮电大学, 2008: 1-6.
- [6] 贾素娟. 基于彩信的无线红外防盗报警系统的软件设计[D]. 河北工业大学, 2007: 41-61.
- [7] 金雪骥, 陈 英, 何 巍 等. MMS 客户端的设计与实现[J]. 计算机应用与软件, 2008, 25(6): 92-94.
- [8] 吕迪波, 王 琼. MMS 发送关键技术研究[J]. 电子测试, 2008, (3): 14-16.

(中文编辑: 吴继屏)

上接第 4 页

从表 2 可以看到, 利用改进蚁群算法所做的应急运输路线及运输方案安排, 总成本最小为 222 288。因此, 该方案可以被接受。

4 结束语

本文建立了以总成本为最小的 LRP 模型, 在危

险品运输过程中发生灾害时, 对救灾应急定位-路径系统进行了优化。在对应急物流系统多目标进行处理后, 利用蚁群算法对模型进行求解。最后通过算例验证模型及算法的有效性。对于多资源大型复杂网络下的问题开发快速有效的算法成为下一步需要进一步研究的问题。

参考文献

- [1] Aneja Y., Nair K. The constrained shortest path problem[J]. Naval Research Logistics 1978, 25(3): 549-555.
- [2] Handler G., Zang I. Dual algorithm for the constrained shortest path problem[J]. Networks, 1980, 10(4): 293-309.
- [3] Skiscim C. C., Golden B. L. Solving k-shortest and constrained shortest path problems efficiently[J]. Annals of Operations Research, 1989, 20(1): 249-282.
- [4] Carlyle W., Royset J. O., Wood R. K. Lagrange relaxation and enumeration for solving constrained shortest path problems[C]. California: Proceedings of the 38th Annual ORSNZ Conference, 2003, 1-34.
- [5] Adenso diaz B., Rodriguez F. A simple search heuristic for the MCLP: Application to the location of the ambulance bases in a rural region[J]. Omega, 1997, 25: 81-187.
- [6] Jia H. Z., Ordóñez F., Dessouky M. Solution approaches for facility location of medical supplies for large 2scale emergencies[J]. Computers and Industrial Engineering, 2007, 52: 257-276.
- [7] 张 泓, 李爱平, 刘雪梅. 面向 TSP 求解的混合蚁群算法[J]. 计算机工程, 2009, (08): 34-37.

(中文编辑: 吴继屏)