

文章编号:1003-207(2016)08-0154-10

DOI:10.16381/j.cnki.issn1003-207x.2016.08.019

面向多灾点需求的应急资源调度博弈模型及优化

杨继君^{1,2}, 余 廉¹

(1. 国家行政学院应急管理培训中心, 北京 100089;

2. 广西行政学院应急管理培训部, 广西南宁 530021)

摘要:非常规突发事件爆发后经常会造成多个灾点,而各灾点的需求往往是不同的,单独的应急资源中心很难同时满足这种要求,因此如何把多个应急资源中心所储备的应急资源公平合理地调配到各个灾点成为应急决策者亟待解决的现实问题。本文首先描述了各灾点对应急资源需求变化的动态过程即按照应急资源需求信息的变化将整个应急资源调度过程划分成若干阶段,在此基础上构建了基于多灾点多阶段的应急资源调度过程理论模型。随后以博弈论为工具,在进行一系列模型假设和确定各灾点灾情的前提下,建立面向多灾点需求的应急资源博弈调度模型,并采用改进的蚁群算法进行求解,实现对各灾点以最小的“虚拟成本”进行所需应急资源的调度。最后的模型仿真测试和算例分析验证了所建模型的有效性和可行性。该模型与算法也为商业物流中的资源配送提供了新的解决方案和实现途径。

关键词:非常规突发事件;资源需求;调度博弈;改进蚁群算法

中图分类号: TP393.07 **文献标识码:** A

1 引言

当非常规突发事件发生后,通常会造成多个受灾点(后简称“灾点”),这在5.12汶川大地震中就有明显的体现,此次地震中同时造成了汶川、北川、青川和绵竹等多个重灾点。通常情况下,各灾点的需求往往是不同的,同时随着事态的不断演化它们的需求也是不断变化的,而且单独的应急资源中心很难同时满足这种要求,因此把多个应急资源中心所储备的应急资源公平合理地调配到各个灾点的研究更具有现实意义。

目前,国内外针对多灾点的应急资源调配方法已展开了一些研究:Shetty与Gupta^[1-2]通过建立多灾点的非合作博弈模型探讨应急资源公平合理调度问题,但是该模型是建立在完全信息基础之上的,

这与实际情况不符。Wang Susheng等^[3]提出了通过各灾点方案调整算法来解决多灾点资源竞争的问题,但该算法对于多目标问题的求解呈现了一定的局限性。Rubel等^[4]建立了基于Agent的多灾点应急资源调配模型,以期解决应急资源调配过程中低效率问题,但在调配成本函数的构建中仅考虑距离和时间两个因素而忽略灾情的严重程度是其主要不足。王苏生等^[5]以双层决策方法建立基于公平优先原则的多灾点应急资源配置模型及其算法,使应急资源配置过程兼顾及时性和公平性,但该研究把成本最小化作为优化目标与应急管理中的弱经济性明显有出入。杨勃等^[6]建立了多受灾点救灾物资分配调度模型及其启发式求解算法,实现满足所有受灾点物资需求的时间最小化,但该研究仅涉及一类特殊情形即由单一资源中心向多个受灾点调配应急资源的情形,其拓展性不强。王旭坪等^[7]以前景理论为工具,建立了灾民感知满意度的多灾点应急资源分配模型,但灾民满意度函数的刻画缺乏客观量化标准和科学依据,并且确定的方案不满足动态调整要求。詹沙磊等^[8]在综合考虑了需求点和配送路径连通性的随机性以及出救点对受灾点的最大覆盖范围等限制条件下建立了基于信息更新的应急物资配送多目标随机规划模型,该研究是建立在多个观测

收稿日期:2015-07-15; 修订日期:2016-01-06

基金项目:国家社科基金重点资助项目(16AGL017);国家自然科学基金重大研究计划(91324203);中国博士后基金项目(2015M570995)

通讯作者简介:杨继君(1973-),男(土家族),湖南石门人,国家行政学院应急管理培训中心博士后,英国纽卡斯尔大学访问学者,博士,副教授,研究方向:应急管理 与 博 弈 论, E-mail: peteryang708@163.com.

时刻上的单次决策问题,这与应急决策中的动态性和连续性相悖。蔡玫等^[9]构建多出救点、多受灾点的多目标模糊调度优化模型,采用模糊评价方法研究应急决策者风险偏好对应急物资调度策略的影响,刘晔等^[10]从风险偏好的视角也做过类似研究。宋晓宇等^[11]从物资调度费用最小化和受灾点满意度最大化的双重目标出发,构建了多出救点、多阶段动态调度模型,可是该研究忽略了应急物资调度中最为重要的目标即时间最短问题。张玲等^[12]综合考虑应急资源保障的可靠性、不同情景的决策鲁棒性和救灾代价的经济性等目标建立了二阶段灾后应急救灾网络模型,解决了应急配送中心选择和应急救灾物资配送问题,但在第二阶段对满足各个灾点所需应急物资的均衡性没有涉及;陈涛等^[13]通过在二阶段模型中引入信息更新机制也做过类似研究。阮俊虎等^[14]以最小化总的医疗物资运输持续时间为目标提出了基于聚类的两阶段医疗物资联合运输模型,该模型和算法能够有效选择出应急中转点和安排具体的运输路线,不过把通往各医疗救助点的车辆行驶速度设为常数与实际有些出入,因为通往各医疗点的路况各不相同(损坏程度不一样)必然导致车辆行驶速度各异。许胜铭等^[15]针对煤矿瓦斯爆炸事故的特点,通过引入受灾点人员伤亡密度和运输费用两个优化目标,构建多出救点、多物资、多受灾点的应急物资调度模型,该研究虽然具有很强的针对性,但把纯粹运输费用作为优化目标有些欠妥。笔者在上述研究成果的基础上,综合考虑各灾点的灾害严重程度、响应时间和距离(应急资源中心到灾点的距离)、路况等因素的情况下,以博弈论为工具构建面向多灾点需求的应急资源调度模型和智能求解算法,力图实现对各个灾点进行公平合理的应急资源调度。

2 面向多灾点需求的应急资源调度模型

2.1 模型假设

在每一阶段,由于应急资源中心所存储的应急资源是有限的,各个灾点所需资源可能是相互冲突的,具有对抗的性质,应用博弈论的语言,各灾点(局中人)间对应急资源的需求就可认为是非合作博弈的,它们博弈的目的是尽量以最小的“虚拟成本”获得所急需的资源。

在建立面向多灾点需求的应急资源调度博弈模型之前,作如下假设:

(1)具备先进的应急信息平台即信息更新方式

和速度满足要求。在每一阶段,应急资源中心都能够及时获取灾点的数量、严重程度及所需资源量等状况信息,同时各个灾点也能及时了解所有应急资源中心的资源状况;

(2)为了满足各灾点的需求,需要多个应急资源中心相互配合来完成。若该区域内的应急资源中心的应急资源不能满足需求,则可从离该区域最近的应急资源中心获取所需应急资源;

(3)对各个灾点,根据灾情性质、影响和严重程度进行分类分级并预估响应时间;

(4)最初对各个灾点的资源分配是在不考虑应急资源中心的资源数量情况下,按照救灾单位“虚拟成本”最小原则进行初始分配。而“虚拟成本”(后简称“成本”)函数是一个多元复合函数,其影响因素为灾情的严重程度、响应时间、平均速度和距离。这样,首先需要对灾点向各应急资源中心所支付的单位调度成本按大小进行排序。当多个灾点以相同单位成本向同一应急资源中心调度资源,而该应急资源中心所拥有的资源又无法满足所有灾点的需求时,则就形成多个灾点对该应急资源的竞争。

2.2 基于非合作博弈的应急资源调度模型构建

将应急资源调度模型映射为非合作博弈模型,该模型的标准形式定义如下:

$$G = \{t, N, (S_i(t))_{i \in N}, (P_i(t))_{i \in N}\} \quad (1)$$

其中, $S_i(t)$ 是灾点 i 在 t 阶段全部可选策略的集合即灾点 i 可采取的行动方案, $P_i(t) = P_i(s_1, s_2, \dots, s_n)$ 为灾点 i 在 t 阶段的效用函数,它是由调度成本的倒数映射而来; $s = (s_1, s_2, \dots, s_n)$ 为 n 个灾点的一个组合策略。

为了突出第 i 个灾点的行动策略,用 $s = \{s_i, S_{-i}\}$ 表示,其中 S_{-i} 表示除灾点 i 外其它所有灾点所采取的组合策略;所有行动策略的集合 $S = \prod_{i=1}^n S_i$ 构成博弈的策略空间。下面给出博弈模型的相关因素与数学表达式:

(1)资源调度的速度 $v_{ik}(t)$

在 t 时段,灾点 i 的资源调度速度 $v_{ik}(t)$ 是与灾区的路况密切相关的,一般情况下采用从应急资源中心 k 到达灾点 i 的平均速度 $\bar{v}_{ik}(t)$ 间接求取,具体公式如下:

$$v_{ik}(t) = \mu(t) * \bar{v}_{ik}(t) \quad (2)$$

其中, $\mu(t)$ 为路况系数,它反映的是应急资源中心 k 到灾点 i 的道路好坏状况, $\mu(t) \in [0, 1]$, 路

况越好, $\mu(t)$ 越大。

(2) 救灾单位成本函数 $c_{ik}(t)$

救灾单位成本是应急资源调度的依据, 其函数定义如下:

$$c_{ik} = \begin{cases} L_i * (\frac{D_i^k}{v_{ik}(t)}) \\ \infty \end{cases} \quad (3)$$

其中, D_i^k 表示应急资源中心 k 到灾点 i 的距离; L_i 表示灾点 i 灾情的级别; ∞ 表示从不在博弈范围内的应急资源中心调度应急资源, 其单位成本无穷大。

(3) 资源需求量与供应量的确定

突发事件爆发后, 首要的工作就是要确定受灾点的数量与所需要的资源种类和数量, 同时还要确定所在区域内各应急资源中心所储备的资源状况。在我们的模型中规定: 若区域内所储备的应急资源不能满足区域内各灾点对资源的需求, 则临近区域的应急资源中心自动加入救灾行动中, 这样做的目的另一方面是为了实现快速救援, 尽量减少灾区的生命和财产损失, 另一方面也是为了保证救灾成本尽量最小化。为使问题简化, 以各灾点需要的同一类资源例如帐篷加以说明, 具体确定步骤如下:

① 在灾区内, 确定所有灾点所需资源总量

$$Q = \sum_{i=1}^N q_i \quad (4)$$

其中, q_i 表示第 i 个灾点所要的资源量。

② 确定区域内各应急资源中心所储备的资源量

$$U = \sum_{k=1}^M u_k \quad (5)$$

其中, u_k 为第 k 个应急资源中心所能提供的资源量, $M = \{1, 2, \dots, m\}$ 为区域内 m 个应急资源中心集合。

③ 若 $Q > U$, 说明该区域内的应急资源不能满足灾区的需要, 则临近区域的应急中心自动进入灾区进行救灾, 此时能够提供的应急资源总量为 $U = U + u_{m+1} + \dots + u_{m+k}$, 直到 $U = Q$ 为止; 若 $Q \leq U$, 说明区域内的资源是能够满足灾区需要的, 不需要区域外应急资源中心的援助。

(4) 策略的构建与简化

各灾点的信息集状况是影响各灾点策略选择和博弈结果的重要因素, 也是构建博弈策略的核心内容。在本模型的构建中, 局中人的信息集包括以下内容: ① 灾点的数量; ② 应急资源中心的数量; ③ 每

个灾点到达各应急资源中心的距离和路况信息; ④ 灾点的灾情严重程度即各灾点的级别; ⑤ 每个灾点所需要资源的数量。

每个灾点如何从各个应急资源中心获取满足自己所需资源而采取的行动集合就构成了应急资源的调度策略。设 S_i 为灾点 i 的纯策略集合, $s_{i,j} = (u_{i1}^j, u_{i2}^j, \dots, u_{ik}^j, \dots, u_{im}^j)$ 表示灾点 i 的第 j 个策略。其中, u_{ik}^j 表示在第 j 个策略下灾点 i 从第 k 个应急资源中心获取的资源量 ($u_{ik}^j \leq u_k$ 且为非负整数), $s_{i,j} \in S_i, i \in N, k \in M$ 。灾点 i 的博弈调度策略构建如图 1 所示。其中, 灾点 i 的所选的博弈调度策略应该满足如下条件:

$$q_i = \sum_{k=1}^M u_{ik}^j, \forall k \in M \quad (6)$$

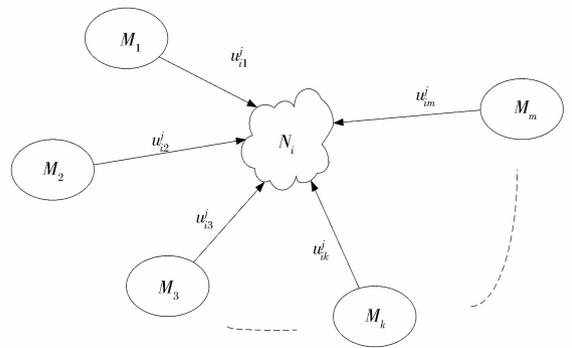


图 1 灾点 i 的博弈调度策略构建示意图

其中, 各灾点对特定应急资源中心 k 的资源争夺满足的条件为:

$$\sum_{i=1}^N q_{ki} \leq u_k, \forall i \in N, \forall k \in M \quad (7)$$

各灾点因争夺资源而进行博弈时, 必须首先确定各灾点采取的所有可能策略, 只有这样, 每个灾点在其他灾点采取行动时才能够采取最优行动, 使自己的效用最大化。各灾点在特定组合策略 S_j 下对某一应急资源中心 k 的资源博弈过程如图 2 所示。

假设应急资源中心 k 储备有 u_k 单位的可用资源 ($k \in M$), 则每个灾点从所有应急资源中心获取资源的所有可能的行动方案数为 $Z = u_1 * u_2 * \dots * u_m$, 其资源调度策略为 $S_i = (s_{i,1}, s_{i,2}, \dots, s_{i,h(i)})$, 其中 $h(i) \leq Z$ 。

按上述方法构建的策略集中可能存在不可行的策略, 因此有必要对其进行剔除, 使问题得到简化。剔除不合理的行动策略可依照如下两条准则来进行:

① 对每个灾点所调度的资源不能超过该灾点的实际需求即满足式 (6), 这样既体现了公平原则又

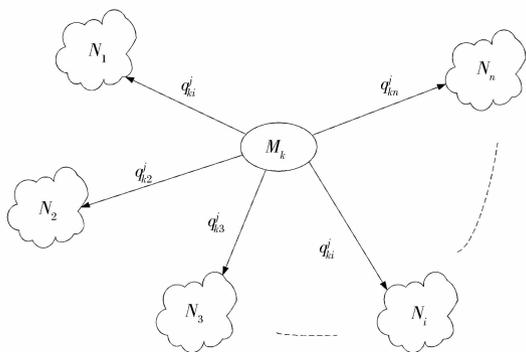


图 2 各灾点对应急资源中心 k 的资源博弈过程

避免了资源浪费。例如,灾点 i 需要 5 个单位的资源,它的两个调度策略 $s_i^1 = (2, 2, 1)$ 和 $s_i^2 = (3, 1, 2)$ 中,很明显 s_i^2 是不可行策略,应该剔除,原因是 $3 + 1 + 2 > 5$;

② 对每个应急资源中心的资源需求量不能超过该应急资源中心所储备的资源量即不能调度应急资源中心不存在的资源,故须满足式(7)。

(5) 调度总成本函数的确定

对灾点 i 的第 j 个调度策略 $s_{i,j} = (u_{i1}^j, u_{i2}^j, \dots, u_{ik}^j, \dots, u_{im}^j)$ 而言,其调度总成本函数可以表示为:

$$C_{i,j} = \sum_{k=1}^M c_{ik}^j * u_{ik}^j \quad \forall k \in M, \forall j \in h(i) \quad (8)$$

其中, c_{ik}^j 为灾点 i 从应急资源中心 k 调度资源的单位成本,按式(3)确定; u_{ik}^j 表示灾点 i 采用第 j 个策略时从应急资源中心 k 所调度的资源量。

(6) 博弈策略的排序

为了使各个灾点按照成本最低原则选择最优策略向每个应急资源中心调度资源,故对各个灾点的策略进行合理排序是非常有必要的。

① 调度策略以调度总成本的大小按升序排列即调度成本越小的策略,其等级越高,排序越靠前;

② 若出现两个调度策略的总成本相同,则以调度策略中调度单位成本最小的为最优,依次类推。例如,灾点 i 的两个策略分别为 $s_{i,j}$ 和 $s_{i,g}$, 其调度总成本分别为 $C_{i,j}$ 和 $C_{i,g}$ (按公式(8)求取),各自的单位调度成本与对应的调度资源的数量的比值最小来确定。设 $s_{i,j}$ 和 $s_{i,g}$ 所对应的比值 $\beta_{s_{i,j}}^*$ 、 $\theta_{s_{i,g}}^*$ 分别为:

$$\beta_{s_{i,j}}^* = \left\{ \frac{c_{i,1}^j}{u_{i1}^j}, \frac{c_{i,2}^j}{u_{i2}^j}, \dots, \frac{c_{i,m}^j}{u_{im}^j} \right\}, \quad \forall i \in N, \forall j \in h(i) \quad (9)$$

$$\theta_{s_{i,g}}^* = \left\{ \frac{c_{i,1}^g}{u_{i1}^g}, \frac{c_{i,2}^g}{u_{i2}^g}, \dots, \frac{c_{i,m}^g}{u_{im}^g} \right\}, \quad \forall i \in N, \forall g \in h(i) \quad (10)$$

其中,式(9)和(10)中的分子按式(3)求取。若 $C_{i,j} = C_{i,g}$, 则分别求出 $\beta_{s_{i,j}}^*$ 与 $\theta_{s_{i,g}}^*$ 中最小值即

$$\beta_{s_{i,j}}^* = \min \left\{ \frac{c_{i,1}^j}{u_{i1}^j}, \frac{c_{i,2}^j}{u_{i2}^j}, \dots, \frac{c_{i,m}^j}{u_{im}^j} \right\} \quad (11)$$

$$\theta_{s_{i,g}}^* = \min \left\{ \frac{c_{i,1}^g}{u_{i1}^g}, \frac{c_{i,2}^g}{u_{i2}^g}, \dots, \frac{c_{i,m}^g}{u_{im}^g} \right\} \quad (12)$$

其中, $\left\{ \frac{c_{i,1}^j}{u_{i1}^j}, \frac{c_{i,2}^j}{u_{i2}^j}, \dots, \frac{c_{i,m}^j}{u_{im}^j} \right\}$ 表示灾点 i 的第 j 个调度策略中从不同的应急资源中心调度资源的成本与调运资源量的比值; $\min \left\{ \frac{c_{i,1}^j}{u_{i1}^j}, \frac{c_{i,2}^j}{u_{i2}^j}, \dots, \frac{c_{i,m}^j}{u_{im}^j} \right\} = \frac{c_{i,f}^j}{u_{if}^j}$

表示灾点 i 的第 j 个调度策略中从应急资源中心 f 调度资源是最优的。若 $\beta_{s_{i,j}}^* > \theta_{s_{i,g}}^*$, 则灾点 i 的第 j 个调度策略排在它的第 g 调度策略的后面,否则排在前面;若出现 $\beta_{s_{i,j}}^* = \theta_{s_{i,g}}^*$, 则再按照式(11)和(12)比较两个策略次最小值,依次类推,直到排出两个策略的顺序为止;

③ 灾点向应急资源中心调度资源时,以单位调度成本最小原则进行最大量的资源调度,这样做的实质是反映救灾时间紧迫原则即在尽量短的时间内调度最大量的资源,其调度总成本也是最低的。式(3)和(8)就说明了调度时间、调度的资源量、灾点的严重程度和调度成本的关系。

(7) 收益函数

在博弈中,收益函数反映在一个特定的策略组合下局中人 i 所期望得到的效用水平,在应急资源调度中,灾点 i 选择某一调度策略 j 时调度单位成本从应急资源中心 k 调度应急资源量的多少来表示其效用的大小:

$$P_{ik}^j = \frac{u_{ik}^j}{c_{ik}^j + \Delta c_{ik}^j}, \quad \forall k \in M \quad (13)$$

其中, Δc_{ik}^j 表示在调度策略 j 下,灾点 i 在应急资源中心 k 没有得到满足的部分需要到下一个应急资源中心进行调度而增加的成本。

灾点 i 从所有应急资源中心 M 调度所需资源的效用满足叠加定理,可以表示如下:

$$P_i(M) = \sum_{k=1}^M P_{ik}^j, \quad \forall i \in N \quad (14)$$

(8) 目标函数

应急资源调度的目标是在对各个灾点实现公平调度的情况下,使总的效用函数最大化。

目标函数定义如下:

$$F(P_i) = \max \sum_{i=1}^N P_i(M) \quad (15)$$

(9) 收益矩阵

局中人 i 收益矩阵可表示如下:

$$\begin{bmatrix} P_{i1}^1 & P_{i1}^2 & \dots & P_{i1}^{Z(i)} \\ P_{i2}^1 & P_{i2}^2 & \dots & P_{i2}^{Z(i)} \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ P_{ih(i)}^1 & P_{ih(i)}^2 & \dots & P_{ih(i)}^{Z(i)} \end{bmatrix} \quad (16)$$

其中, P_{ij}^g 表示当其他局中人选取策略组合 s_{-ig} 时,局中人 i 选取纯策略 s_{ij} 所得的效用。 s_{-ig} 表示除局中人 i 以外其他局中人的第 g 个策略组合, $s_{-ig} \in \{S_1, S_2, \dots, S_{i-1}, S_{i+1}, \dots, S_n\}$ 。 $h(i)$ 为局中人 i 的策略总数。 $Z(i)$ 表示除局中人 i 以外其他局中人的策略组合总数即 $Z(i) = \prod_{j=1, j \neq i}^n h(j)$ 。这样按照式(16)对 n 个穴点的非合作博弈确定 n 个收益矩阵。

3 模型求解算法设计—改进蚁群优化算法

借鉴基本蚁群算法(Ant Colony Optimization, ACO)^[16]的进化思想,对其进行必要的延伸和修改,将该算法拓展到博弈模型的纳什均衡求解问题中。基本思路为:每只蚂蚁首先进行全局搜索,然后在各自邻域内进行局部搜索,得到局部最优解,完成一次进化后,每只蚂蚁依据各自所在的位置更新信息素强度。

3.1 全局搜索

各蚂蚁根据当前的信息素强度和适应度函数计算转移概率,并按公式(19)和(20)生成子代蚁群。

定义1 参考余谦和王先甲^[17],定义蚁群算法的适应度函数(Fitness)如下:

$$f(X) = \sum_{i=1}^n \max\{E_i(X \| s_{ij}) - E(X), 0 | j = 1, 2, \dots, m_i\} \quad (17)$$

其中, $E_i(X)$ 表示在混合局势 $X = (x_{j_1}^1, x_{j_2}^2, \dots, x_{j_n}^n)$ 下,局中人 i 的期望收益。 $E_i(X \| s_{ij})$ 表示当其他局中人的混合策略不变,局中人 i 选择纯策略 s_{ij} 时的期望收益。由纳什均衡的性质可知,当且仅当混合局势为纳什均衡解时适度函数取得最小值0,即 $f(X^*) = 0, f(X) > 0, X \neq X^*$ 。

定义2 转移函数:

$$p(i, j) = \frac{\tau(j)\Delta f_{ij}}{\sum_{j=1}^m \tau(j)\Delta f_{ij}}, j \neq i \quad (18)$$

其中, $f(X_i)$ 为蚂蚁 i 的适应度函数, $\Delta f_{ij} = f(X_i) - f(X_j)$; $\tau(j)$ 为蚂蚁 j 的信息素强度值。

全局搜索中引入遗传算法(GA)的交叉和变异操作,产生适应度函数更优的子代蚁群。蚂蚁 i 根

据转移概率 p 选择下一步移动的目标,按公式(19)生成子代个体:

$$X_i = \delta X_i + (1 - \delta) X_j \quad (19)$$

式(19)不仅保证了蚂蚁 i 向其他信息素浓度更高的蚂蚁 j 的邻域范围内移动,而且保证了进化后的子代蚁群仍然在博弈的混合策略空间内,其中 δ 为在 $(0, 1)$ 内产生的一个随机数。

3.2 局部搜索

变邻域搜索方法(Variable Neighbourhood Search, VNS)是 Hansen 等人^[18]提出的一种启发式算法,目前已被用于解决许多经典的优化问题^[19,20]。该算法从一个初始解开始,通过系统地改变邻域搜索中的邻域结构来提高求解的质量,避免陷入局部最优。

每只蚂蚁采用变邻域搜索策略,在半径为 r 的邻域空间内随机搜索,并通过控制迭代步长,使得各只蚂蚁的位置始终保持在可行解范围内。

定义3 邻域搜索公式:

$$X'_u = X_u + \Delta r^i \quad (20)$$

其中, X_u 表示蚂蚁 t 搜索到局中人 i 的解策略, Δr^i 表示 $[-r, r]$ 之间的一组随机搜索向量,为可变的邻域搜索项。

定理1 若初始化的每只蚂蚁在混合策略组合空间内,即 $\sum_{j=1}^{m_i} x_j^i = 1, x_j^i \geq 0, i = 1, 2, \dots, n$ 。随机

搜索向量 Δr^i 满足 $\sum_{j=1}^{m_i} \Delta r_j^i = 0, i = 1, 2, \dots, n$ 。算法中每只蚂蚁按照公式 $X'_u = X_u + \omega_u \Delta r^i$ 进行迭代搜索, $t = 1, 2, \dots, M$ (M 为蚁群规模),其中 $\omega_u \in [0, 1]$ 是使 X'_u 保持在解域 $\Omega = \{x | x_i \geq 0, i = 1, 2, \dots, n\}$ 内的最大步长,则可保证蚁群在进化过程中始终保持在博弈的混合策略组合空间内。

证明:如果每只初始化蚂蚁中的第 i 个向量 x^i (即局中人 i 的混合策略)满足 $\sum_{j=1}^{m_i} x_j^i = 1, x_j^i \geq 0, j = 1, 2, \dots, m_i$, 那么 x^i 在一个单纯形内。如果该只蚂蚁的搜索向量 Δr^i 满足 $\sum_{j=1}^{m_i} \Delta r_j^i = 0, i = 1, 2, \dots, n$, 那么 Δr^i 在一个超平面内,只要算法根据式(19)(20)进行迭代搜索,可以保证每只蚂蚁的每次迭代搜索都是上代蚂蚁的位置与搜索向量的线性组合即每只蚂蚁中第 i 个向量都是超平面 $\sum_{j=1}^{m_i} x_j^i = 1, i =$

1, 2, \dots, n 内向量和超平面 $\sum_{j=1}^{m_i} \Delta r_j^i = 0, i = 1, 2, \dots, n$ 内向量的线性组合, 因此在算法的迭代中蚂蚁的第 i 个向量始终会保持在超平面 $\sum_{j=1}^{m_i} x_j^i = 1, i = 1, 2, \dots, n$ 之中。

根据蚂蚁的迭代方程 $X'_i = X_i + \Delta r^i$, 如果在迭代中移出了解域 $\Omega = \{x | x^i \geq 0, i = 1, 2, \dots, n\}$, 那么可以通过在搜索向量 Δr^i 加以步长 $\omega_i \in [0, 1]$ 的控制, 使得 X'_i 保持在 $x_j^i \geq 0, i = 1, 2, \dots, n; j = 1, 2, \dots, m_i$ 内, 即 $X'_i = X_i + \omega_i \Delta r^i$ 中取 $\omega_i \in [0, 1]$ 为使 $X'_i \geq 0$ 的最大步长, 因为 $X_i \geq 0$, 那么总可以找到 ω_i 使得 $X'_i \geq 0$ 。其实, 如果 $X'_i = X_i + \Delta r^i$ 且 X_i 中有元素小于 0, 只要求解 $(X_i)_j^i + (\omega_i)_j^i (\Delta r^i)_j^i = 0, i = 1, 2, \dots, n; j = 1, 2, \dots, m_i$ 得 $(\omega_i)_j^i, (X_i)_j^i, (\Delta r^i)_j^i$ 是 X_i 与 Δr^i 的对应元素, 取 $\omega_i = \min\{\omega_j^i | \omega_j^i \geq 0, i = 1, 2, \dots, n; j = 1, 2, \dots, m_i\}$, 那么 ω_i 为 $[0, 1]$ 内使得 $X'_i \geq 0$ 最大的步长。

根据以上的证明, 可以保证蚁群中每个局中人的混合策略是在他的混合策略空间内, 因而蚂蚁在进化过程中始终保持在博弈的混合策略组合空间内。

信息素更新规则: 局部搜索结束后, 按照如下公式更新信息素强度:

$$\tau(i) = (1 - \rho)\tau(i) + \frac{1}{\lambda + f(X_i)}, i = 1, 2, \dots, m \tag{21}$$

其中, λ 是一个非常小的正数, 防止出现除数为 0 的情况, ρ 表示信息素挥发系数。

3.3 改进蚁群算法的效果分析

文中提出的改进蚁群算法(Improved ACO)主要用于对所建的博弈模型进行纳什均衡求解。为了说明其改进效果, 我们将与陈士俊等人^[21]采用遗传算法(GA)对纳什均衡求解的效果进行比较。选取陈士俊等^[21]中的三维双博弈矩阵, 采用改进蚁群算法求解该博弈的纳什均衡解, 参数设置:

$M = 20, genMax = 1000, gMax = 100, R_0 = 0.9, low-percentage = 0.5$, 精度为 10^{-4} , $high-percentage = 1$ 。

采用 MATLAB^[22] 编程实现求解。利用改进蚁群算法求解该博弈的结果如表 1 所示。该博弈的唯一纳什均衡为 $(1/3, 1/3, 1/3; 1/3, 1/3, 1/3)$, 陈士俊等^[21]采用遗传算法计算 400 代得到该博弈的近似

解 $(0.3333, 0.3333, 0.3333; 0.3333, 0.3333, 0.3333)$, 而利用改进蚁群算法平均进化 73 代即得到该近似解。

表 1 求解结果

计算次数	进化代数	适应度函数最优值
1	77	7.9583E-005
2	72	8.4178E-005
3	71	9.1540E-005
4	70	8.4812E-005
5	76	4.8097E-005

图 3 为采用遗传算法和改进蚁群算法求解该博弈的离线性能比较图, GA 曲线为遗传算法的离线性能, Improved ACO 曲线为改进蚁群算法的离线性能。从图 3 可以得知, 改进后的蚁群算法优于遗传算法, 表现更快更好的收敛性能。

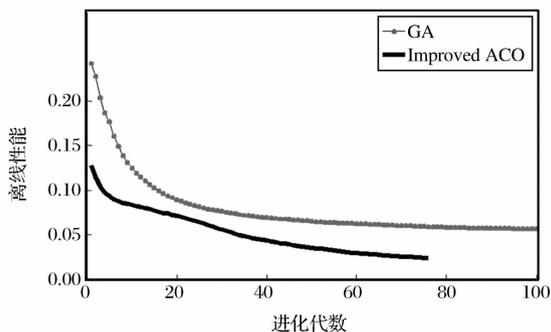


图 3 两种算法求解博弈的离线性能比较

3.4 模型仿真测试与分析

仿真测试目的是为了评估所建模型的有效性和可行性。当突发事件发生时, 响应时间关系到应急资源中心是否能够迅速采取有效措施, 把应急资源及时调度到各个灾点, 减少时间延误, 降低灾害对社会正常秩序的冲击和人员伤亡。救灾响应时间的影响因素包括: ①灾点的数量; ②应急资源中心的数量; ③应急资源中心所拥有的资源单位数量。现分别从上述三个方面进行仿真来分析模型的响应时间情况。

测试数据假设: 当发生一次突发事件时, 该区域的灾点数为 2~4 个, 可以参与救灾的应急资源中心为 2~12, 针对某一类特定资源最大供给总量为 150 个单位, 每个灾点的最大需求量为 60 个单位, 模型的其它相关参数随机生成。下面所有测试都是针对某一类应急资源。

测试 1: 单个应急资源中心所拥有应急资源数

量的变化对模型算法收敛时间的影响

在模型进行每次测试时,首先保证每次测试的应急资源中心的个数为常数的情况下,仿真结果为单个应急资源中心所拥有资源数量的变化对模型算法收敛性的影响。图 4 给出了应急资源中心为 10 个,各灾点的总需求为 100 个单位的仿真结果和不同灾点数目下的对比曲线。

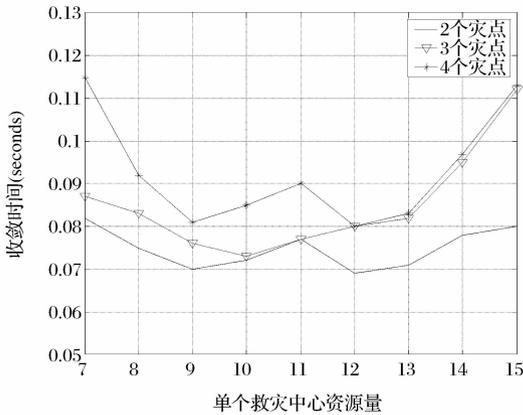


图 4 单个应急资源中心资源量对收敛时间的影响

从图 4 可知,随着每个资源中心所拥有的应急资源数量的增加,算法的收敛时间逐渐减少,其原因是资源量的增加导致了各灾点在该应急资源中心减少了相互之间的竞争机会,策略空间也相应地变小,这样必然会使算法的收敛性加快。比较理想的情况是就某种资源一个应急资源中心能够满足需要该种资源的所有灾点,这样各灾点就不会存在相互竞争。但是,当应急资源中心所拥有的资源量超过一定范围时,算法的收敛时间反而会增加,这可能是由于太多的灾点为了以支付较低成本来调度所需要的资源而汇集在某个应急资源中心而进行资源争夺,结果反而导致博弈的策略空间变大,从而使算法的收敛时间延长。另外,从图 4 还可以看出,随着灾点个数的增加,其收敛时间都有增大的趋势,这是因为灾点的增多,意味着参加博弈的局中人增加,相应总的策略空间增大,所以其收敛时间就会有增大的趋势。上述测试结果是与实际救灾情况相符的。

测试 2: 应急资源中心数量变化对模型执行时间的影响

在保证应急资源单位总量为常数的情况下,应急资源中心个数的变化对模型执行时间的影响进行仿真。现就应急资源总量为 120 个单位,各灾点总需求量为 100 个单位,各应急资源中心所拥有的资源量为 7~40 个单位之间的条件下仿真结果如图 5

所示。

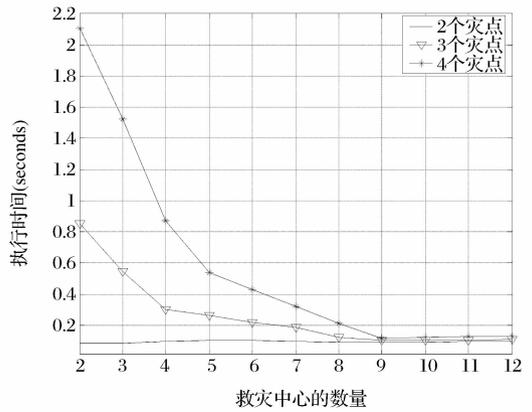


图 5 应急资源中心数量对模型执行时间的影响

从图 5 可知,当应急资源中心的数量比较少时(2~5 个),模型的执行时间比较长,导致该结果的原因是由于应急资源中心太少,几乎所有的灾点都要到这些应急资源中心调度所需资源,这样就会使各灾点间需要进行一系列的博弈来实行资源的最优调度。相反,当应急资源中心个数增加时,各灾点调度所需要的资源就有更多的选择,减少了相互之间博弈的机会,因此就降低了模型的执行时间。另外,从图 5 的对比曲线得知,随着灾点个数的增加,模型的执行时间逐渐增大,引起此种现象的原因是灾点个数的增加势必增加了博弈的策略空间,会导致了更多的竞争。这也都是与实际情况相符的。

4 算例分析

算例 1: 设某地区发生地震造成 2 个比较严重的灾点,该区域内有 2 个应急资源中心(分别用 A 和 B 表示)向灾点提供应急资源(以帐篷为例)。另外,该区域附近有一个应急资源中心(用 C 表示)。应急资源供求关系如表 2 所示,假定平时车辆的运输速度为 1 km/min,应急资源中心到各灾点之间的距离如表 3 所示。1 表示灾害等级程度高,2 表示灾害等级程度一般,3 表示灾害等级程度低。

分析: 由表 2 可知,区域内的应急资源中心 A 和应急资源中心 B 不能同时满足 2 个灾点对帐篷的需求,因为 $Q = 10$ (需求量) $> U = 8$ (供给量),故该区域附近的应急资源中心 C 自动加入灾区的救灾行动中,此时有 $Q = 10 < U = 11$,故满足救灾所需资源的要求。相关参数设置如下:

$$M = 30, \text{genMax} = 1000, \text{gMax} = 10, \\ \eta = 10^{-4}, R_0 = 0.9, \text{low-percentage} = 0.5,$$

$high-percentage = 1$, 其它参数随机生成。

表 2 灾点/应急救援中心资源供求关系

	帐篷需求量	帐篷供应量	灾情等级
灾点 1	4		1
灾点 2	6		1
应急资源中心 A		3	
应急资源中心 B		5	
应急资源中心 C		3	

表 3 应急资源中心与各灾点间的距离(单位:km)

	灾点 1	灾点 2	路况系数
应急资源中心 A	4	2.5	0.5
应急资源中心 B	5	3	0.5
应急资源中心 C	4.5	3	0.5

采用上述改进蚁群优化算法求解该博弈模型的 Nash 均衡解,5 次计算结果如表 4 所示:

表 4 求解结果

计算次数	计算时间/s	适应度函数最优值
1	2.96	8.9636E-005
2	3.71	9.8768E-005
3	3.57	5.5430E-005
4	2.26	6.9536E-005
5	2.17	8.0691E-005

平均计算 2.93s 后得到该博弈的唯一 Nash 均衡解 $s^* = (s_1^*, s_2^*)$ 为:

$$s_1^* = (3, 0, 1), s_2^* = (0, 5, 1)$$

按照式(3)确定单位调度成本:

$$c_{1A} = 8; c_{1B} = 10; c_{1C} = 9$$

$$c_{2A} = 5; c_{1B} = 6; c_{1C} = 6$$

采用纯策略 $s^* = (s_1^*, s_2^*)$ 进行调度应急资源,此时调度总成本分别为:

$$C_1 = 3 \times 8 + 10 \times 0 + 9 \times 1 = 33$$

$$C_2 = 36, C = C_1 + C_2 = 69$$

从上面的分析可知:灾点 1 首先从应急资源中心 A 调度 3 个单位的帐篷,然后再从应急资源中心 C 调度 1 个单位的帐篷;而灾点 2 首先从应急资源中心 B 调度 5 个单位的帐篷,然后从应急资源中心 C 调度 1 个单位的帐篷来满足资源需求。此时,按上述策略完成整个应急资源调度任务所需要的总成本为 69,成本最小,因而总体效用最大,故为最优调度方案。

算例 2:再考虑 4 个应急资源中心,3 个灾点的情形,参数设置与算例 1 相同。应急资源供求关系

如表 5 所示;应急资源中心到各灾点之间的距离如表 6 所示:

表 5 灾点/应急救援中心资源供求关系

	帐篷需求量	帐篷供应量	灾情等级
灾点 1	9		1
灾点 2	6		2
灾点 3	5		3
应急资源中心 A		6	
应急资源中心 B		8	
应急资源中心 C		3	
应急资源中心 D		4	

表 6 应急资源中心与各灾点间的距离(单位:km)

	灾点 1	灾点 2	灾点 3
应急资源中心 A	5	2	2
应急资源中心 B	1.5	3	3.5
应急资源中心 C	3.5	1	4
应急资源中心 D	3	5.5	1

采用上述改进蚁群优化算法求解该博弈模型的 Nash 均衡解,5 次计算结果如表 7 所示:

表 7 求解结果

计算次数	计算时间/s	适应度函数最优值
1	3.90	2.6840E-005
2	3.74	3.1095E-005
3	4.94	1.4044E-005
4	4.92	4.6354E-005
5	3.77	9.5398E-005

平均计算 4.25s 后得到该博弈的唯一 Nash 均衡解 $s^* = (s_1^*, s_2^*, s_3^*)$ 为:

$$s_1^* = (1, 8, 0, 0), s_2^* = (3, 0, 3, 0)$$

$$s_3^* = (1, 0, 0, 4)$$

按照式(3)确定单位调度成本:

$$c_{1A} = 10; c_{1B} = 3; c_{1C} = 7; c_{1D} = 6$$

$$c_{2A} = 8; c_{2B} = 12; c_{2C} = 4; c_{2D} = 22$$

$$c_{3A} = 12; c_{3B} = 21; c_{3C} = 24; c_{3D} = 6$$

采用纯策略 $s^* = (s_1^*, s_2^*, s_3^*)$ 进行调度应急资源,此时调度总成本分别为:

$$C_1 = 10 \times 1 + 3 \times 8 + 7 \times 0 + 6 \times 0 = 34$$

$$C_2 = 36, C_3 = 36, C = 106$$

从上面的分析可知:灾点 1 首先从应急资源中心 A 调度 1 个单位的帐篷,然后再从应急资源中心 B 调度 8 个单位的帐篷;而灾点 2 首先从应急资源中心 A 调度 3 个单位的帐篷,然后从应急资源中心

C 调度 3 个单位的帐篷来满足资源需求; 灾点 3 首先从应急资源中心 A 调度 1 个单位的帐篷, 再从应急资源中心 D 调度 4 个单位的帐篷。此时, 按上述策略完成整个应急资源调度任务所需要的总成本为 106, 调度总成本最小, 因而总体效用最大, 故为最优调度方案。

另外, 算例 2 中平均计算时间(4.25s)大于算例 1 中平均计算时间(2.93s), 也间接验证了模型测试的正确性, 因为随着灾点数量的增加(算例 1 中灾点数 2, 而算例 2 中灾点数为 3), 模型的执行时间逐渐增大, 引起此种现象的原因是灾点个数增加势必增加了博弈的策略空间, 导致了更多的竞争, 这也是模型测试的基本结论之一。

5 结语

针对突发事件爆发后经常会引发多个灾点的实际情况, 通过分析各灾点为了获取所需要的应急资源而进行相互竞争的行为, 具有非合作的性质, 但对各灾点进行应急资源调度时, 又必须兼顾社会公平性, 博弈论恰恰为此问题的解决提供了有效途径。因此, 本文以博弈理论为分析工具, 在确定各灾点灾情的基础上, 建立了面向多灾点需求的应急资源调度博弈模型并给出了智能求解算法。最后的模型仿真测试和算例分析验证了所建模型的有效性和可行性。该模型与算法也为商业物流中的资源配送提供了新的解决方案和实现途径。

参考文献:

[1] Shetty R, Gupta U. An automated decision support system based on game theoretic optimization for emergency management in urban[J]. *Journal of Homeland Security and Emergency Management*, 2007, 4(2): 1-25.

[2] Shetty R. An event driven single game solution for resource allocation in a multi-crisis environment[D]. Tampa: University of South Florida, 2004.

[3] Wang Susheng, Wang Yan, Sun Jian. An optimized emergency resources allocation algorithm for large-scale public emergency[C]// *Proceedings of the Sixth International Conference on Machine Learning and Cybernetics*, Hong Kong, August 19-22, 2007.

[4] Rubel D, Shinya H. An agent-based model for resource allocation during relief distribution[J]. *Journal of Humanitarian Logistics and Supply Chain Management*, 2014, 4(2): 265-285.

[5] 王苏生, 王岩. 基于公平优先原则的多受灾点应急资源配置算法[J]. *运筹与管理*, 2008, 17(3): 16-21.

[6] 杨勃, 杜冰, 李小林. 多受灾点救灾物资分配调度问题启发式算法[J]. *系统工程*, 2012, 30(1): 97-102.

[7] 王旭坪, 董莉, 陈明天. 考虑感知满意度的多受灾点应急资源分配模型[J]. *系统管理学报*, 2013, 22(2): 251-256.

[8] 詹沙磊, 刘南. 基于灾情信息更新的应急物资配送多目标随机规划模型[J]. *系统工程理论与实践*, 2013, 33(1): 159-166.

[9] 蔡玫, 罗倩, 朱莉, 等. 面向应急物资调度的一种模糊规划模型[J]. *系统管理学报*, 2013, 22(4): 487-493.

[10] 刘晔, 姜国刚. 决策者风险态度对应急物资调度影响研究[J]. *中国安全科学学报*, 2014, 24(8): 170-176.

[11] 宋晓宇, 王建国, 常春光. 基于需求紧迫度的非线性连续消耗应急调度模型与算法[J]. *信息与控制*, 2014, 43(6): 735-743.

[12] 张玲, 陈涛, 黄钧. 基于最小最大后悔值的应急救援网络构建鲁棒优化模型与算法[J]. *中国管理科学*, 2014, 22(7): 131-139.

[13] 陈涛, 黄钧, 朱建明. 基于信息更新的两阶段鲁棒-随机优化调配模型研究[J]. *中国管理科学*, 2015, 23(10): 67-77.

[14] 阮俊虎, 王旭坪, 杨挺. 大规模灾害中基于聚类的医疗物资联合运送优化[J]. *中国管理科学*, 2014, 22(10): 80-89.

[15] 许胜铭, 景国勋. 煤矿瓦斯爆炸事故的应急救援物资调度模型研究[J]. *安全与环境学报*, 2015, 15(5): 104-107.

[16] Dorigo M, Maniezzo V, Colomi A. Ant system: Optimization by a colony of cooperative agents[J]. *IEEE Transactions on SMC*, 1996, 26(1): 28-41.

[17] 余谦, 王先甲. 基于粒子群优化求解纳什均衡的演化算法[J]. *武汉大学学报(理学版)*, 2006, 52(1): 25-29.

[18] Mladenovic N, Hansen P. Variable neighbourhood search[J]. *Computers and Operations Research*, 1997, 24(11): 1097-1100.

[19] Hansen P, Mladenovic N, Peter J A. Variable neighbourhood search: Methods and applications[J]. *Annals of Operations Research*, 2010, 175(1): 367-407.

[20] 曹正洋, 许维胜, 徐志宇. 开放式两级车辆路径问题建模与多起始点变邻域下降法求解[J]. *计算机科学*, 2014, 41(10): 232-237.

[21] 陈士俊, 孙永广, 吴宗鑫. 一种求解 NASH 均衡解的遗传算法[J]. *系统工程*, 2001, 19(5): 67-70.

[22] 刘维. 精通 Matlab 与 C/C++ 混合程序设计(第二版)[M]. 北京: 北京航空航天大学出版社, 2008.

Game Model and Optimization Based on Resource Requirements of Multiple Crisis Locations

YANG Ji-jun^{1,2}, SHE Lian¹

- (1. National Institute of Emergency Management, Chinese Academy of Governance, Beijing 100089, China;
2. Department of Emergency Management, Guangxi Institute of Administration, Nanning 530021, China)

Abstract: There would always be a lot of crisis locations when an unconventional emergency breaks out. The requirements of each crisis location are usually different, which is difficult to meet the requirements of multiple crisis locations for a single resource centre. So it is a practical problem to be solved urgently by decision makers how to fairly and reasonably schedule emergency resources for multiple crisis locations. According to the demand information, the dynamic process of emergency resources scheduling for multiple crisis locations are described, in which the emergency resources scheduling process are divided into several stages according to the change of demand information for multiple crisis locations. On this basis, a theoretical model of multi-stage emergency resources scheduling process is designed for multiple crisis locations. After a series of assumptions are made, the game model based on resource requirements of multiple crisis locations is set up by using game theory according to the degree of disaster, and the improved ant colony optimization (ACO) is introduced to seek out the solution in order to schedule emergency resources for multiple crisis locations according to the minimum virtual cost. Simulation tests and numerical analyses are given to demonstrate the feasibility and availability of the model. The model and algorithm can also provide a new solution and approach for the distribution of resources in business logistics.

Key words: unconventional emergency; resource requirements; game scheduling; improved ACO