

非线性连续消耗应急物资调度问题研究

宋晓宇¹, 王建国¹, 常春光²

(1. 沈阳建筑大学信息与控制工程学院, 辽宁 沈阳 110168;

2. 沈阳建筑大学管理学院, 辽宁 沈阳 110168)

摘要: 构建了多应急点、多出救点和多阶段的应急物资调度模型, 以最小化调度总费用和最大化应急点满意度为优化目标. 以物资缺失损失系数和应急点满意度系数引入需求紧迫度到模型中, 在优先供给需求紧迫度较高的应急点的同时, 确保其他应急点的物资缺失损失是可接受的. 设计一种结合改进粒子群算法和非梯度侧步爬山搜索机制的混合多目标粒子群算法(IMPSON-HCS). 实现多目标优化问题求解. 通过仿真对比实验验证了上述模型的合理性与算法的有效性. 仿真结果表明, 该模型与算法在实现应急点满意度与应急物资调度费用两个目标协同的同时, 获得了较高的满意度与较低的应急物资调度费用.

关键词: 非线性连续消耗; 需求紧迫度; 满意度; 物资调度; Pareto 最优解

中图分类号: T18 文献标识码: A 文章编号: 1000-5781(2017)02-0163-14

doi: 10.13383/j.cnki.jse.2017.02.003

Nonlinear continuous consumption emergency material dispatching problem

Song Xiaoyu¹, Wang Jianguo¹, Chang Chunguang²

(1. School of Information and Control Engineering, Shenyang Jianzhu University, Shenyang 110168, China;

2. School of Management, Shenyang Jianzhu University, Shenyang 110168, China)

Abstract: A multi-emergency point, multi-rescue point and multi-stage emergency material dispatching model is established. Minimizing total dispatching cost and emergency points' satisfaction is the objective. Demand urgent degree is introduced by emergency point satisfaction and materials lack loss coefficient. Emergency points with higher emergency degrees obtain more materials while keeping the loss caused by lack of materials acceptable for the other points. A hybrid algorithm combining improved particle swarm optimization algorithm and hill climbing with sidestep mechanism (IMPSON-HCS) without gradient information is designed and used to solve the above-mentioned problem. Simulation result indicates that the model and algorithm can coordinate the multi-emergency points' satisfaction and dispatching cost, while getting a higher satisfaction and a lower dispatching cost.

Key words: nonlinear continuous consume; demand urgency degree; satisfaction degree; material dispatching; Pareto solutions

收稿日期: 2013-12-20; 修订日期: 2014-07-10.

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(51678375; 61070024); 教育部人文社会科学研究规划基金资助项目(15YJA630001); 辽宁省自然科学基金资助项目(2015020603).

1 引言

近年来,我国自然灾害频发,例如,2008年发生了汶川地震,2010年发生了青海玉树地震,2013年发生了雅安地震.由于应急物资是应急救援的物质基础,为降低自然灾害带来的后续损失,决策者必须快速制定有效且经济的应急物资调度方案,以确保应急救援的顺利实施.

应急物资调度领域已有大量的相关研究,并不断涌现新的研究成果.文献[1-4]针对线性连续消耗应急物资调度问题,建立了单应急点的应急物资调度模型,实现应急物资一次性消耗向连续性消耗的转变,但是现实生活中应急物资往往是非线性连续消耗的,恒定的消耗速度与应急物资调度的实践有一定差距.随着大规模自然灾害的频发,单应急点的调度模型难以完成大规模的应急物资调度.文献[5-9]在满足物资量限制、配送时间约束的情况下,能够解决一定的多应急点物资调度问题,但是忽略了各个应急点的实际灾情,要制定切实可行的应急物资调度方案,必须考虑应急点的差异性.应急点对应急物资调度的满意程度已经成为当今应急决策首要考虑的关键因素.文献[10]重点研究了灾民对救援时间的感知满意度衡量方法.文献[11]对两类调度模型的满意度进行了分析.尽管应急物资调度已由单一优化目标发展到如今多个优化目标,但是以应急点满意度为优化目标构建的应急物资调度模型还比较少见.文献[12-14]在解决多目标的应急物资调度问题时,采用线性加权法使应急物资调度由多目标转化为单目标来求解,这样很难较好地反映应急物资调度的多目标性,此外,目标权重由决策者的偏好决定,如何科学地确定目标权重也有一定难度.

上述文献从不同角度丰富了应急物资调度理论,但是在解决非线性连续消耗下的大规模应急物资调度方面还有广阔的研究空间.本文从应急物资非线性连续消耗的客观实际出发,根据出救点的物资供应时刻将应急点的物资消耗过程划分为多个阶段,建立了一个多应急点、多出救点的多目标应急物资动态调度模型.该模型将物资调度总费用(物资运输费用、物资缺失损失和物资超额费用)最小化和应急点满意度最大化作为优化目标,不仅考虑节省物资调度费用,而且更加关注应急点对物资调度的满意程度,使得该模型更具实际意义.为体现应急点的实际灾情,模型引入需求紧迫度,设计了能够反映物资调度效果的物资缺失惩罚和满意度函数,在优先供给需求紧迫度较高的应急点的同时,还限制了其他应急点的物资供应时延,确保物资缺失损失是可接受的.应急物资调度需要同时考虑物资调度总费用和应急点满意度两个目标,因此它是一个多目标优化问题.本文根据粒子群算法和非梯度侧步爬山算法各自的优势,将一种改进的粒子群算法与非梯度侧步爬山算法相结合,提出一种基于 Pareto 支配的混合多目标粒子群算法用于求解多目标应急物资调度问题.在求解过程中,使用约束联赛算子不需要引入偏好,同等考虑模型中的求解目标,获得了一组 Pareto 最优解集,有利于应急调度决策者根据应急物资调度的实际需求选择不同的应急物资调度方案,解决了以往处理多目标应急物资调度问题时需转化的难题.

2 应急调度模型

2.1 问题描述

假定 A_j 为应急点, $V_j(t)$ 和 u_j 分别为该应急点的应急物资消耗速率和需求紧迫度,从自然灾害发生到待反应时刻 T_0 ,所造成的损失是不可避免的, $j = 1, 2, \dots, n$. B_i 为出救点, $Q_{\max}^{(i)}$ 为 B_i 的应急物资可用量, B_i 对 A_j 的应急物资供应时刻为 t_{ij} ,从 B_i 到 A_j 的单位应急物资运输费用为 c_{ij} , $i = 1, 2, \dots, m$. 已知各个出救点对 A_j 的应急物资供应时刻是有先后的,第 k 个出救点的应急物资供应时刻为 $t_j^{(k)}$,且供应量为 $Q_j^{(k)}$,单位应急物资运输费用为 $c_j^{(k)}$, $k = 1, 2, \dots, m$. 根据出救点的应急物资供应时刻 $t_j^{(k)}$ 将 A_j 的应急物资消耗过程划分为 $m+1$ 个阶段: $[t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)})$, $k = 0, 1, 2, \dots, m$, 其中 $t_j^{(0)} = T_0$, $t_j^{(m+1)} = T$, T 是应急救援结束时刻. 在阶段 $[t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)})$ 内, A_j 的应急物资需求量为 $D_j^{(k)}$, 阶段开始时刻 $t_j^{(k)}$ 的应急物资库存量为 $I_j(t_j^{(k)})$, 若 $D_j^{(k)} > I_j(t_j^{(k)})$, 那么存在应急物资缺失的临界时刻 $t_j^{(E)} \in [t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)})$, 使得 A_j 不满, 缺失应

急物资量为 $L_j^{(k)}$, 缺失惩罚为 $E_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)})$, 其中缺失单位应急物资造成损失为 $e_j = e/(1 - u_j u_j)$, e 是基本损失, $k = 0, 1, 2, \dots, m$. 针对应急物资的需求特征, 优先以一定比例 p 补偿缺失的应急物资, 补充后的应急物资, 若超过应急点存管能力 I_j^m , 则单位超额应急物资在单位时间内需支付的费用为 h , 那么整个 $[t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)})$ 阶段需支付的超额费用为 $F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m)$.

2.2 应急点满意度与满意度函数

应急点所需物资被满足的程度反映了应急物资调度的效果. 已有的满意度研究认为不同应急点的满意度衡量基准是相同的^[15], 而现实生活中不同应急点对相同的物资缺失比率往往持不同的满意态度. 此外, 需求特征不同的应急物资, 满意度的变化型态也是不同的. 为了客观地反映应急点的实际灾情, 在设计满意度测算公式时, 引入了应急点的需求紧迫度 u ^[16].

假设存在应急物资缺失的临界时刻 $t^{(E)} \in [t^{(k)}, t^{(k+1)})$, 那么存在供应时延 $(\Delta t)^{(k)} = t^{(k+1)} - t^{(E)}$ 和应急物资缺失比率 $R^{(k)} = L^{(k)}/D^{(k)}$. 以 $R^{(k)}$ 为变量的函数 $s(R^{(k)})$ 表示应急物资缺失比率对应急点满意度的影响, 即

$$s(R^{(k)}) = 1 - (R^{(k)})^{f(u)}, \quad (1)$$

其中 $f(u) = \begin{cases} 1 - u^2, & \text{紧急类应急物资, } 0 < f(u) < 1 \\ 1/u^2, & \text{非紧急类应急物资, } f(u) > 1, u \in (0, 1), \text{ 如图 1 所示.} \end{cases}$

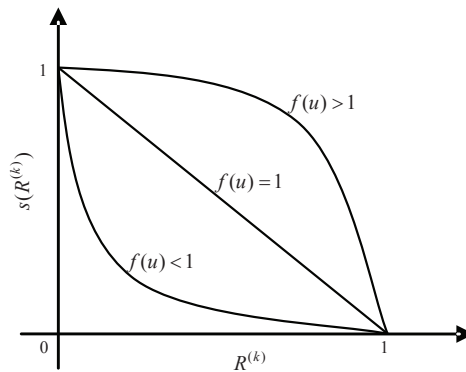


图1 应急点满意度函数曲线图

Fig. 1 Curve of the emergency points' satisfaction function

2.3 模型

根据上述问题描述, 要求制定最大程度满足 n 个应急点非线性连续消耗的应急物资调度方案, 并使得应急物资调度总费用最小和应急点满意度最大, 建立应急物资调度的数学模型如下

$$\text{Min } Z = \sum_{j=1}^n \sum_{k=1}^{m+1} c_j^{(k)} Q_j^{(k)} + \sum_{j=1}^n \sum_{k=1}^{m+1} \left(E_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}) + F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m) \right), \quad (2)$$

$$\text{Max } S = \sum_{j=1}^n \sum_{k=1}^{m+1} s(R_j^{(k)}), \quad (3)$$

s.t.

$$\sum_{i=1}^m Q_{\max}^{(i)} \geq \sum_{j=1}^n \int_{T_0}^T V_j(t) dt, \quad (4)$$

$$\sum_{i=1}^m y_{ij}^{(k)} = 1, \quad j = 1, 2, \dots, n; k = 1, 2, \dots, m, \quad (5)$$

$$y_{ij}^{(k)} Q_{\min}^{(i)} \leq Q_j^{(k)} \leq y_{ij}^{(k)} Q_{\max}^{(i)}, \quad i = 1, 2, \dots, m; j = 1, 2, \dots, n; k = 1, 2, \dots, m, \quad (6)$$

$$\sum_{j=1}^n y_{ij}^{(k)} Q_j^{(k)} \leq Q_{\max}^{(i)}, \quad i = 1, 2, \dots, m; k = 1, 2, \dots, m, \quad (7)$$

$$t_j^{(k)} < t_j^{(k+1)}, \quad k = 1, 2, \dots, m-1, \quad (8)$$

$$T_0 < t_j^{(k)} < T, \quad k = 1, 2, \dots, m, \quad (9)$$

$$0 \leq R_j^{(k)} \leq 1, \quad k = 0, 1, \dots, m; j = 1, 2, \dots, n, \quad (10)$$

$$\Delta t_j^{(k)} \leq \Delta T, \quad k = 0, 1, \dots, m; j = 1, 2, \dots, n. \quad (11)$$

其中式(2)表示应急物资调度总费用,包括三部分:应急物资运输费用 $\sum_{j=1}^n \sum_{k=1}^{m+1} c_j^{(k)} Q_j^{(k)}$, 应急物资缺失损失 $\sum_{j=1}^n \sum_{k=1}^{m+1} E_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)})$ 和应急物资超额费用 $\sum_{j=1}^n \sum_{k=1}^{m+1} F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m)$; 式(3)表示应急点整体满意度; 式(4)表示从总量上,出救点满足应急点需求,但从实际救援来看,由于出救点应急物资可用量 $Q_{\max}^{(i)}$ 和应急物资供应时刻 t_{ij} 的限制,在某时刻 t 前, $\sum_{i=1}^m \rho_i Q_{\max}^{(i)} < \sum_{j=1}^n \int_{T_0}^t V_j(t) dt$, 其中 $\rho_i = \begin{cases} 0, & t_{ij} \geq t \\ 1, & t_{ij} < t \end{cases}$ 即应急物

资供不应求; 式(5)引入判断变量 $y_{ij}^{(k)} = \begin{cases} 1, & B_i \text{ 供应物资} \\ 0, & B_i \text{ 不供应物资} \end{cases}$ 用于确定第 k 批应急物资供应量 $Q_j^{(k)}$ 与 B_i

供给 A_j 的应急物资量 Q_{ij} 的关系 $Q_j^{(k)} = \sum_{i=1}^m y_{ij}^{(k)} Q_{ij}$, 即 m 个出救点中有且只有一个在 $t_j^{(k)}$ 时刻为 A_j 供应物资, $t_j^{(k)} = t_{ij}$, $c_j^{(k)} = c_{ij}$; 式(6)表示应急物资供应量 $Q_j^{(k)}$ 不少于最低配送量 $Q_{\min}^{(i)}$, 且不多于 B_i 的应急物资可用量 $Q_{\max}^{(i)}$, 否则应急物资供应量 $Q_j^{(k)}$ 为 0; 式(7)表示 B_i 可分配的应急物资不多于应急物资可用量 $Q_{\max}^{(i)}$; 式(8)表示各出救点对同一应急点的应急物资供应时刻是有先后的; 式(9)表示应急物资供应时刻 $t_j^{(k)}$ 不可能早于待反应时刻 T_0 , 且不能晚于应急活动结束时刻 T ; 式(10)表示第 k 阶段的应急物资缺失比率 $R^{(k)} \in [0, 1]$; 式(11)表示应急物资供应时延 $\Delta t_j^{(k)}$ 不能超过应急点能够容忍的应急物资供应时延 ΔT .

2.4 应急点满意度与满意度函数

根据物资供应时刻将应急点的物资消耗过程划分为多个阶段,每一阶段的应急物资调度以前一阶段的结果为基础. 由于物资可用量和物资供应时刻的限制,应急物资未必能够保障应急点在任一阶段的非线性连续消耗,会出现物资部分缺失,甚至物资完全缺失. 根据 A_j 在阶段 $[t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)})$, $k = 1, 2, \dots, m$ 中 $D_j^{(k)}$ 和 $I_j(t_j^{(k)})$ 的大小关系,有以下三种情况:物资完全缺失、物资部分缺失和物资供应充足. 已知 A_j 的物资消耗速率 $V_j(t)$, 其中 $V_j(0) = 0$, 那么 A_j 的物资消耗累积量函数 $g_j(t) = \int_0^t V_j(\tau) d\tau$, $g_j(0) = 0$. A_j 在阶段 $[t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)})$, $k = 1, 2, \dots, m$ 的物资需求量

$$D_j^{(k)} = \int_{t_j^{(k)}}^{t_j^{(k+1)}} V_j(t) dt = g(t_j^{(k+1)}) - g(t_j^{(k)}). \quad (12)$$

如果上一阶段物资缺失,则优先按照比例 p 补偿缺失的物资,物资库存量为

$$I_j(t_j^{(k)}) = Q_j^{(k)} - pL_j^{(k-1)} = \sum_{i=1}^m y_{ij}^{(k)} Q_{ij} + pL_j^{(k-1)}, \quad (13)$$

否则,上一阶段物资有剩余 $M_j^{(k-1)}$, 物资库存量为

$$I_j(t_j^{(k)}) = Q_j^{(k)} + M_j^{(k-1)} = \sum_{i=1}^m y_{ij}^{(k)} Q_{ij} + M_j^{(k-1)}. \quad (14)$$

2.4.1 物资完全缺失型

若 $I_j(t_j^{(k)}) \leq 0 < D_j^{(k)}$, 则 A_j 在阶段 $[t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)})$ 内完全缺失物资. 明显有 $F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m) =$

$$0, \Delta t^{(k)} = \Delta t^{(k)} + t_j^{(k+1)} - t_j^{(k)}, R_j^{(k)} = 1, s(R_j^{(k)}) = 0. \text{ 物资缺失量为 } L_j^{(k)} = D_j^{(k)} - I_j(t_j^{(k)}), \text{ 缺失损失为 } E_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}) = e_j L_j^{(k)}. \quad (15)$$

实际应用环境中, 应急点的第一批物资总是晚于待反应时刻 T_0 抵达, 那么第 0 阶段总是物资完全缺失.

2.4.2 物资部分缺失型

若 $0 < I_j(t_j^{(k)}) < D_j^{(k)}$, 那么存在物资缺失的临界时刻 $t_j^{(E)} \in [t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)}]$, 使得 A_j 缺失部分物资. 物资缺失量为

$$L_j^{(k)} = \int_{t_j^{(E)}}^{t_j^{(k+1)}} V_j(t) dt = g(t_j^{(k+1)}) - g(t_j^{(E)}), \quad (16)$$

$E_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)})$ 同式(15), $\Delta t^{(k)} = t_j^{(k+1)} - t_j^{(E)}$, $R_j^{(k)} = L_j^{(k)}/D_j^{(k)}$, $s(R_j^{(k)})$ 按式(1)计算.

分析物资是否超额.

情况 1 $I_j^m < I_j(t_j^{(k)}) < I_j^m + D_j^{(k)}$, 即部分超额, 那么存在物资超额的临界点 $t_j^{(F)} \in [t_j^{(k)}, t_j^{(k+1)}]$, 使得 $I_j(t_j^{(k)}) - \int_{t_j^{(k)}}^{t_j^{(F)}} V_j(t) dt = I_j^m$. 超额费用为

$$\begin{aligned} F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m) &= h \int_{t_j^{(k)}}^{t_j^{(F)}} \left(I_j(t_j^{(k)}) - \int_0^t V_j(\tau) d\tau \right) dt \\ &= h \left(I_j(t_j^{(k)}) (t_j^{(F)} - t_j^{(k)}) - \int_{t_j^{(k)}}^{t_j^{(F)}} g_j(t) dt \right), \end{aligned} \quad (17)$$

情况 2 $0 < I_j(t_j^{(k)}) \leq I_j^m$, 即无超额. $F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m) = 0$.

2.4.3 物资供应充足型

若 $I_j(t_j^{(k)}) \geq D_j^{(k)}$, 物资供应充足. 明显有 $E_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}) = 0$, $(\Delta t)^{(k)} = 0$, $R_j^{(k)} = 0$, $s(R_j^{(k)}) = 1$. 物资剩余量为

$$M_j^{(k)} = I_j(t_j^{(k)}) - \int_{t_j^{(k)}}^{t_j^{(k+1)}} V_j(t) dt = I_j(t_j^{(k)}) - \left(g(t_j^{(k+1)}) - g(t_j^{(k)}) \right), \quad (18)$$

分析物资是否超额.

情况 1 $I_j(t_j^{(k)}) \geq I_j^m + D_j^{(k)}$, 即完全超额. 超额费用为

$$\begin{aligned} F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m) &= h \int_{t_j^{(k)}}^{t_j^{(k+1)}} \left(I_j(t_j^{(k)}) - \int_0^t V_j(\tau) d\tau \right) dt \\ &= h \left(I_j(t_j^{(k)}) (t_j^{(k+1)} - t_j^{(k)}) - \int_{t_j^{(k)}}^{t_j^{(k+1)}} g_j(t) dt \right). \end{aligned} \quad (19)$$

情况 2 $I_j^m < I_j(t_j^{(k)}) < I_j^m + D_j^{(k)}$, 即部分超额. 超额费用同式(17).

情况 3 $D_j^{(k)} < I_j(t_j^{(k)}) \leq I_j^m$, 即无超额, $F_j^{(k)}(t_j^{(k)}, Q_j^{(k)}, I_j^m) = 0$.

3 混合多目标粒子群算法的设计

3.1 算法思想

在混合多目标粒子群算法(IMPSON-HCS)中, 使用 Pareto 支配^[17]思想评价种群中个体优劣性, 并采用外部精英集^[18]保存 Pareto 非劣个体. 当粒子群完成当代搜索后, 采用约束联赛和拥挤距离机制^[19]维护外部精

英集.在搜索中后期,按一定周期 I_t 采用非梯度侧步爬山搜索算法^[20]优化粒子群,使远离 Pareto 前沿的个体朝距离下降的方向搜索,而靠近的个体朝非支配的方向搜索,进一步提高算法的局部开发能力,加快粒子群的收敛并保证种群的多样性.为防止陷入局部最优,因此在每次执行完个体位置更新后,采用小概率变异策略,对粒子群中部分个体进行随机扰动,维持粒子群的多样性,以降低算法陷入局部最优的风险.

3.2 算法的基本环节与混合机制

3.2.1 个体的表示

算法中的个体采用实数编码机制,粒子群中每个个体代表一种可能的方案,个体 i 表示为一个 $n \times 2m$ 维的矩阵形式

$$P_i = \begin{bmatrix} t_{11}^{(i)}, t_{21}^{(i)}, \dots, t_{m1}^{(i)}, Q_{11}^{(i)}, Q_{21}^{(i)}, \dots, Q_{m1}^{(i)} \\ t_{12}^{(i)}, t_{22}^{(i)}, \dots, t_{m2}^{(i)}, Q_{12}^{(i)}, Q_{22}^{(i)}, \dots, Q_{m2}^{(i)} \\ \vdots \quad \vdots \quad \ddots \quad \vdots \quad \vdots \quad \vdots \quad \ddots \quad \vdots \\ t_{1n}^{(i)}, t_{2n}^{(i)}, \dots, t_{mn}^{(i)}, Q_{1n}^{(i)}, Q_{2n}^{(i)}, \dots, Q_{mn}^{(i)} \end{bmatrix}$$

其中 $Q_{ij}^{(i)}, t_{ij}^{(i)}$ 表示第 i 种方案中 B_i 在 $t_{ij}^{(i)}$ 时刻为 A_j 提供了 $Q_{ij}^{(i)}$ 的物资.

3.2.2 粒子群的初始化

在物资供应时刻,若出救点参与物资供应,供应量则是最低配送量和可用量之间的随机数,否则是 0. 如果出救点拟分配的物资超过它的可用量,那么重新将出救点的物资平均分配给各个应急点.

3.2.3 外部精英集的更新

为了把应急物资调度模型中的约束加入到算法中,在一般 Pareto 支配关系的基础上定义了带约束 Pareto 支配关系. 如果下列情况之一成立,则认为个体 P_i 约束支配个体 P_j : 1) 个体 P_i 是可行解,但个体 P_j 不可行; 2) 个体 P_i 和 P_j 均不可行,但个体 P_i 按照一般 Pareto 支配关系要优于个体 P_j ; 3) 个体 P_i 和 P_j 均不可行且两者同为非支配个体,但个体 P_i 的约束违反量少; 4) 个体 P_i 和 P_j 均可行,但个体 P_i 按照一般 Pareto 支配关系要优于个体 P_j . 粒子群完成当代搜索后,将粒子群中每个个体与外部精英集中的每个个体配对,组成约束联赛,然后根据上述定义判断是否要把新个体保存到外部精英集. 检查外部精英集中是否有重复个体,如果有,则只保留一个个体. 如果外部精英集的个体数 n 没有达到最大容量 N ,则进行个体的下一代搜索. 如果个体数 n 超过最大容量 N ,则重新计算外部精英集中个体的拥挤距离,并降序排列,删除精英集中拥挤距离较小的个体,得到新的外部精英集,非劣个体数为 N .

3.2.4 拥挤距离的计算

为了估计外部精英集中一个个体周围其他个体的密集程度,需要计算个体的拥挤距离 d_i , 首先,将外部精英集中的个体分别沿着目标函数 Z_i 和 S_i 的大小升序排列; 排序后,边界个体的拥挤距离设为无穷大,其余个体的拥挤距离为

$$d_i = (Z_{i+1} - Z_i) + (S_{i+1} - S_i). \quad (20)$$

3.2.5 速度参数的自适应更新

惯性系数 w 的大小影响着个体的“飞行”速度和方向. 较大的 w 有利于全局搜索,反之,则有利于局部开发^[21]. 此处,动态调整 w 值,即随着迭代次数的增加, w 的最大值从 0.9 线性递减到 0.4. 同时为保证粒子群的多样性^[22],粒子群中每个个体的惯性权重为

$$w_i(t) = -r_i/M + (w_1 - w_2)t/\text{maxgen} + w_2, \quad (21)$$

其中 $r = 0.3$, $w_1 = 0.5$, $w_2 = 0.9$, maxgen 为迭代次数.

加速因子 c_1 和 c_2 用来平衡个体和群体的认知能力. 将 c_2 保持 2.0 不变,而 c_1 按照式(22)从 1.8 到 0.5 线

性递减. 这保证了个体的全局搜索能力, 并且在搜索后期群体认知部分占据主导地位.

$$c_1(t) = (c_{11} - c_{12})t/\text{maxgen} + c_{12}, \quad (22)$$

其中 $c_{11} = 0.5$, $c_{12} = 1.8$.

通过上述配置参数之后, 个体速度按照下式进行更新, 即

$$v_i^{t+1} \leftarrow w_i(t)v_i^t + c_1(t)r_1(p_{ib}^t - x_i^t) + c_2r_2(p_g^t - x_i^t), \quad (23)$$

其中 p_{ib}^t 为个体最佳位置, p_g^t 为全局最佳位置.

个体位置按照下式进行更新, 即

$$x_i^{t+1} \leftarrow x_i^t + v_i^{t+1}. \quad (24)$$

3.2.6 个体的变异和维护

根据粒子群的大小选择合适的变异概率, 对当前代中部分个体进行随即扰动, 以便更好的抑制粒子群算法的收敛速度. 应急物资调度模型中的约束限定了个体的可行域, 一旦个体飞过边界, 则令个体的当前值为边界值(最大或者最小值), 同时调整个体的飞行方向, 使下一代个体逆着本代的飞行方向在搜索空间内飞行.

3.2.7 个体最佳位置和全局最佳位置的选取

对于个体最佳位置 p_{ib}^t , 按照上述定义带约束的 Pareto 支配关系进行更新. 如果当前个体 Pareto 支配原先的个体最佳位置, 则用当前个体替代原先的个体最佳位置; 如果两者无支配关系则随机选择两者中一个作为新的个体最佳位置; 如果原先的个体最佳位置 Pareto 支配当前个体, 则保持个体最佳位置不变.

为保证种群的多样性, 增强算法的搜索能力, 全局最佳位置 p_g^t 将在 d_i 比较大的备选集中随机选出, 首先, 按照个体的 d_i 降序排列外部精英集, 选取外部精英集中 d_i 处于顶端的部分个体, 组成备选集; 其次, 从备选集中随机选取一个个体作为 p_g^t , p_g^t 是一个处于 Pareto 前端中分散区域的个体.

3.2.8 非梯度侧步爬山搜索机制

粒子群的搜索依赖于最佳个体, 导致粒子群算法后期收敛速度慢, 容易陷入局部最优, 为提高算法的性能, 采用侧步爬山搜索算法对粒子群作周期性优化. 在进行有限 N_{loc} 次侧步爬山搜索后, 有以下三种情况:

情况 1 在粒子群搜索前期, 个体普遍远离 Pareto 前沿, 下降锥和上升锥占搜索空间近一半, 容易在下降锥中找到最优支配个体, 因此利用个体的下降方向, 引导种群快速向 Pareto 前沿逼近, 若 P_0 在下降锥中, 那么下降方向 $\text{dir} = P - P_0$, 若 P_0 在上升锥中, 那么下降方向 $\text{dir} = P_0 - P$;

情况 2 若有限 N_{loc} 次搜索得到均为非支配个体, 说明种群已非常接近 Pareto 前沿, 即搜索过程的后期, 多样锥远远大于下降锥和上升锥. 此时以多样化为目标引导种群在 Pareto 前沿上扩散, 那么侧步方向 $\text{dir} = \sum_{i=1}^{N_{loc}} \frac{P_i - P_0}{\|P_i - P_0\|}$, 其中 $P_i, i = 1, 2, \dots, N_{loc}$ 是搜索得到的非支配个体;

情况 3 介于上述两种情况之间时, 依据搜索过程中得到的非支配个体数 $nondom$ 与可容忍的非支配个体数 N_{nd} 的关系, 自适应选择搜索方向: 若小于 N_{nd} , 首先以目标 Z_i 为主, 若个体 P 优于个体 P_0 , 则搜索方向 $\text{dir} = P - P_0$, 否则搜索方向 $\text{dir} = P_0 - P$, 若连续搜索 N_{ch} 次, 目标 Z_i 没有任何进化, 则保持 N_{ch} 次搜索前的个体位置不变, 再以目标 S_i 为主, 重复与目标 Z_i 同样的操作, 若同样 N_{ch} 次连续搜索没有进化, 则终止该个体的搜索, 保持 N_{ch} 次搜索前的个体位置不变; 若多于等于 N_{nd} , 按照情况 2 计算侧步方向 dir .

3.3 算法步骤

基于以上的算法基本环节与混合机制, 混合多目标粒子群算法(IMPSON-HCS)的具体步骤如下:

步骤 1 设置算法的相关参数, 生成规模为 M 的初始粒子群, 评价粒子群中所有个体, 并将当前各个体的位置和目标值保存到各个体的个体最优值 p_{ib}^t 中, 初始化个体飞行速度为 0, 初始化种群的迭代代数 $t = 0$;

步骤2 根据带约束的 Pareto 支配关系筛选出初始粒子群中非劣个体,用于初始化外部精英集;

步骤3 若 $t < \maxgen/3$ ($\maxgen$ 为迭代代数), 且 $t\%I_t \neq 0$, 则不满足局部搜索条件, 执行步骤4, 否则转步骤6;

步骤4 当外部精英集中个数超过3个的时候, 计算每个个体的拥挤距离 d_i , 并降序排列外部精英集;

步骤5 从拥挤距离 d_i 较大的备选集中随机选出全局最佳位置 p_g^t , 调整速度更新公式中各个参数, 然后更新个体的速度和位置, 并转步骤7;

步骤6 粒子群中个体以概率 p_{lsr} 进行非梯度侧步爬山搜索;

步骤7 产生 $0 \sim 1$ 之间的随机数, 若小于变异概率 p_m , 则粒子群进行小概率变异, 并维护越界变量;

步骤8 评价粒子群中所有个体, 然后更新个体最优值 p_{ib}^t 和外部精英集, $t \leftarrow t+1$, 如果 $t < \maxgen$, 重复步骤3, 否则, 结束算法, 输出外部精英集, 获得 Pareto 解集.

3.4 算例验证

根据应急物资的需求特征, 应急物资可以划分为紧急类应急物资和非紧急应急物资. 紧急类应急物资在应急救援初期, 要对应急点全面覆盖, 短时间内物资消耗量大; 应急救援中期, 救助的对象相对确定, 物资需求量相对平稳; 而应急救援后期, 应急点生产生活自理, 应急救援逐渐退出, 物资需求量大幅减少, 该类物资的消耗累计量函数为 $g(t) = \beta(1+\alpha)(1-\alpha^{\frac{t}{T}})$, 其中 β 为应急点应急物资消耗总量, T 为应急物资供应持续时间, α 为应急物资消耗调整系数. 非紧急类应急物资在应急救援初期, 应急点现有的条件不适合, 物资消耗的速度较慢; 应急救援中期, 应急点的条件逐步改善, 物资消耗剧增; 而应急救援后期, 应急点生产力恢复, 能够自我满足, 物资消耗也随之减少, 同样有 $g(t) = \beta(1+\alpha)\left(1-\alpha^{\left(\frac{t}{T}\right)^2}\right)$, 其中 β, T 和 α 同上. 由于需求特征不同的应急物资, 满意度的变化型态是不同的(见图1). 为验证上述应急物资调度模型的合理性与算法的有效性, 分别对紧急类、非紧急类应急物资的调度过程进行仿真测试.

本文的实验结果都是通过使用 VC++ 6.0 编程, 在 Intel Pentium CPU E5400 2.72 GHZ、2.00 内存、Windows XP SP3 的主机上运行所得. 本文算法的实验参数设置如下: 粒子群规模 M 为 300, 迭代次数 $\maxgen$ 为 3 000, 外部精英集规模 N 为 100, 变异概率 $p_m = 0.2$, 局部搜索半径 $r = 10$, 可容忍的非支配个体数 $N_{\text{nd}} = 3$, 局部搜索个体不进化代数 $N_{\text{ch}} = 4$, 局部搜索次数 $N_{\text{loc}} = 10$, 局部搜索周期 $I_t = 10$, 局部搜索概率 $P_{\text{lsr}} = 0.9$.

3.5 算例1

某一地区有3个应急点急需紧急类物资, 应急点具体信息如表1所示, 在该地区周围分布有10个出救点, 它们可以提供该类物资, 供需网络参数信息如表2所示.

由该类物资的消耗累计量函数知, 救援初期, 要对应急点全面覆盖, 短时间内物资消耗量大, 容易出现物资物资供不应求. 由表1和表2知, 从 T_0 到时刻 34.5, A_1 、 A_2 和 A_3 的消耗累积量为 450.7, 而10个出救点中只有 B_1 能够在时刻 34.5 前供应物资, 但可用物资仅为 300.2, 出现了物资竞争问题. 根据上述模型与算法, 对紧急类物资调度过程进行测试, 所得的 Pareto 前沿如图2所示.

表1 应急点信息
Table 1 Information of emergency points

	u_j	I_j^m	T_0	Ω	α	T	e	f	p	ΔT
A_1	0.73	300	1	1 300	0.06	900				
A_2	0.58	350	1	1 000	0.01	800	2 000	0.01	0.8	25
A_3	0.43	350	1	900	0.02	800				

从图2中看到本算法所得的解都为最优解, 而且 Pareto 前沿分布均匀. 这些最优解是相应物资调度方案的结果, 任意两个调度方案之间在物资调度总费用和应急点满意度上不存在 Pareto 支配关系. 从上述方案中任选一方案, 如物资调度费用最小的方案, 物资供需网络中物资具体流动, 如表3所示. 若模型不引入

需求紧迫度 u , 为了便于对比分析, 在处置物资竞争时, 将应急点灾情视为同等严重, 使应急点整体的相对缺失百分比相等, 所得的方案如表 4 所示。

表 2 供需网络参数信息

Table 2 Parameters information of the supply and demand network

		B ₁	B ₂	B ₃	B ₄	B ₅	B ₆	B ₇	B ₈	B ₉	B ₁₀
	$Q_{\min}^{(i)}$	300.2	845.8	644.6	985.3	600.9	598.3	649.2	484.3	661.3	537.9
A ₁	$t_{\min}^{(i)}$	3.0	34.5	94.2	162.1	236.4	280.4	405.2	338.5	580.6	492.8
	c_{ij}	0.18	0.32	0.21	0.42	0.84	0.32	0.18	0.21	0.84	0.42
	$t_{\min}^{(i)}$	3.0	34.5	72.8	140.1	280.8	353.5	226.6	485.7	750	573.3
A ₂	c_{ij}	0.84	0.42	0.18	0.32	0.21	0.42	0.84	0.32	0.18	0.21
	$t_{\min}^{(i)}$	3.0	34.5	80.5	159.3	206.3	290.1	404.3	365.5	580.6	470.6
	c_{ij}	0.18	0.32	0.21	0.42	0.84	0.32	0.18	0.21	0.84	0.42

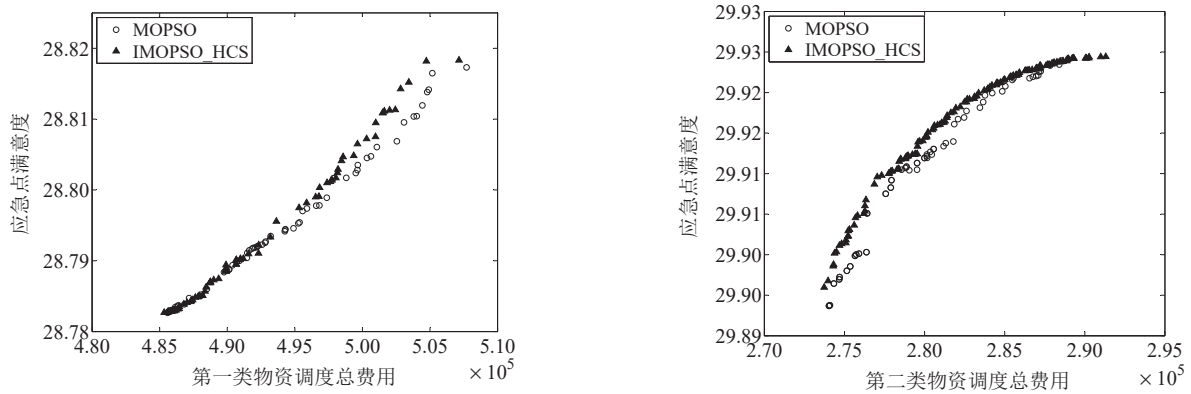


图 2 IMOPSO_HCS 和标准 MOPSO 求解第一、二类物资调度所得的 Pareto 前沿比较

Fig. 2 Pareto front comparison of IMOPSO_HCS and MOPSO for the first and second kind of material

分析和对比表 3、表 4 的物资调度方案, 得到表 5。从表 5 知, 引入 u 的方案: 优先供给需求紧迫度最高的 A_1 , 使它整体的相对缺失由 1.09% 降低为 0.13%; 而 A_2 由 1.09% 增加到 1.59%; A_3 则是由 1.09% 增加到 1.99%。未引入与引入 u 的方案都在第 0、1 阶段出现物资缺失, 且缺失阶段的物资供应时延是可接受的, 而其他各个阶段物资供应充足。在第 0 阶段, 物资完全缺失, 它们的满意度都是 0, 缺失损失也是同等严重。在第 1 阶段, 与未引入 u 的方案相比, 引入 u 的方案在满意度上增加了 20.12%, 缺失损失上减少了 20.43%。综上所述, 引入 u 的方案要优于未引入 u 的方案。此外, 图 2 中任一方案在物资调度总费用和应急点满意度上都要好于未引入 u 的方案。

3.6 算例 2

某一地区有 3 个应急点需要非紧急类应急物资, 应急点具体信息如表 6 所示, 在该地区周围分布有 10 个出救点, 它们可以提供该类物资, 供需网络参数信息如表 7 所示, 引入 u (需求紧迫度) 应急物资调度方案如表 8 所示。

由该类物资的消耗累计量函数知, 救援初期, 应急点的条件不合适, 物资消耗的速度较慢; 中期, 应急点条件逐步改善, 物资消耗剧增, 容易出现物资供不应求。由表 7 和表 8 知, 从 T_0 到时刻 186.3, A_1 , A_2 和 A_3 的物资消耗累计量为 554.75。在时刻 186.3 前, 只有 B_1 、 B_2 和 B_3 能够供应物资, 可用物资仅有 450.6, 出现物资竞争问题。

根据上述模型与算法, 对非紧急类应急物资调度过程进行测试, 所得的 Pareto 前沿如图 2 所示。从图 2 中看到本算法所得的解都为最优解, 而且 Pareto 前沿分布均匀。这些最优解是相应应急物资调度方案的结果, 任意两方案之间在物资调度总费用和应急点满意度上不存在 Pareto 支配关系。从上述方案中任选

一方案,比如应急点满意度最高的方案,物资供需网络中物资具体流动,如表8所示.同算例1一样,若模型不引入需求紧迫度 u ,在处置物资竞争时,将应急点灾情视为同等严重,使应急点整体的相对缺失百分比相等,物资方案如表9所示.

分析、对比表8和表9中应急调度信息,得到表10.从表10知,引入 u 的方案:优先供给需求紧迫度最高的 A_1 ,使它整体的相对缺失由0.82%减少到0.16%;而 A_3 由0.82%增加到0.81%; A_2 则是由0.82%增加到1.68%,应急点的物资供应时延都是可接受的.未引入与引入 u 的方案都在第0、1阶段出现物资缺失,且缺失阶段的物资供应时延是可接受的,而其他各个阶段物资供应充足.在第0阶段,物资完全缺失,它们的满意度都是0,缺失损失也是同等严重.在第3阶段,与未引入 u 的方案相比,引入 u 的方案在满意度上提高了7.35%,缺失损失上减少了17.89%.综上所述,引入 u 的方案要优于未引入 u 的方案.此外,图2中任一方案在物资调度总费用和应急点满意度上都要好于未引入 u 的方案.

表3 引入 u (需求紧迫度)应急物资调度方案Table 3 Emergency material dispatching scheme by introducing u (demand urgent degrees)

		B ₁	B ₂	B ₃	B ₄	B ₅	B ₆	B ₇	B ₈	B ₉	B ₁₀	总量	Z	S
A ₁	$Q_1^{(k)}$	134.9	323.4	215.1	196.4	0.0	164.7	0.0	254.8	0.0	0.0	1 289.3		
	$t_1^{(k)}$	3.0	34.5	94.2	180.4	263	337.5	586.3	565.5	630	539.7			
A ₂	$Q_2^{(k)}$	108.5	273.8	214.3	279.6	0.0	0.0	102.5	0.0	0.0	0.0	978.7	485 614.6	28.79
	$t_2^{(k)}$	3.0	34.5	73.4	140.3	456.1	742	232.3	682.7	750	573.6			
A ₃	$Q_3^{(k)}$	56.8	228.3	211.4	250.2	130.8	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0	877.5		
	$t_3^{(k)}$	3.0	34.5	80.6	201.8	207.7	529	459.8	748.6	736.5	740.9			

表4 未引入 u (需求紧迫度)应急调度方案Table 4 Emergency material dispatching scheme without introducing u (demand urgent degrees)

		B ₁	B ₂	B ₃	B ₄	B ₅	B ₆	B ₇	B ₈	B ₉	B ₁₀	总量	Z	S
A ₁	$Q_1^{(k)}$	72.9	263.1	300.2	149.7	0.0	95.3	95.2	300.4	0.0	0.0	1 276.9		
	$t_1^{(k)}$	3.0	34.5	94.2	180.4	263	337.5	586.3	565.5	630	539.7			
A ₂	$Q_2^{(k)}$	131	281.9	129.5	288.4	0.0	0.0	152.4	0.0	0.0	0.0	983.2	585 840.7	28.49
	$t_2^{(k)}$	3.0	34.5	73.4	140.3	456.1	742	232.3	682.7	750	573.6			
A ₃	$Q_3^{(k)}$	96.3	281.9	214.4	239.2	53.1	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0	885.4		
	$t_3^{(k)}$	3.0	34.5	80.6	201.8	207.7	529	459.8	748.6	736.5	740.9			

表5 未引入与引入 u (需求紧迫度)应急调度方案的对比Table 5 Comparison between emergency material dispatching schemes with and without introducing u (demand urgent degrees)

		$(\Delta t)_j^{(0)}$	$R_j^{(0)}(\%)$	$S^{(0)}$	$Z^{(0)}$	$(\Delta t)_j^{(1)}$	$R_j^{(1)}(\%)$	$S^{(1)}$	$Z^{(1)}$	$R(\%)$	S	Z
未使用 u	A ₁	2.00	100			19.7	48.39			1.09		
	A ₂	2.00	100	0.00	93 118.08	14.17	25.99	1.49	492	1.09	28.49	585 840.7
	A ₃	2.00	100			15.61	30.97		393.33	1.09		
使用 u	A ₁	2.00	100			0.00	0.00			0.13		
	A ₂	2.00	100	0.00	93 118.08	15.19	39.67	1.79	391	1.55	28.79	485 614.6
	A ₃	2.00	100			21.94	61.52		779.41	1.97		

表6 应急点信息

Table 6 Information of emergency points

	u_j	I_j^m	T_0	Ω	α	T	e	f	p	ΔT
A ₁	0.73	300	5	1 300	0.06	900	2 000	0.01	0.75	40
A ₂	0.43	200	5	1 000	0.01	800				
A ₃	0.58	250	5	900	0.02	800				

表 7 供需网络参数信息

Table 7 Parameters information of the supply and demand network

		B ₁	B ₂	B ₃	B ₄	B ₅	B ₆	B ₇	B ₈	B ₉	B ₁₀
A ₁	$Q_{\min}^{(i)}$	170.8	145.2	134.6	481.3	500.9	498.3	449.2	584.3	361.3	437.9
	$t_{\min}^{(i)}$	9.0	120.6	60.0	186.3	260	365.5	305.5	456.3	611.5	530.6
	c_{ij}	0.18	0.32	0.21	0.42	0.84	0.32	0.18	0.21	0.84	0.42
A ₂	$t_{\min}^{(i)}$	9.0	60.0	120.6	260	305.5	365.5	456.3	186.3	530.6	611.5
	c_{ij}	0.84	0.42	0.18	0.32	0.21	0.42	0.84	0.32	0.18	0.21
A ₃	$t_{\min}^{(i)}$	120.6	9.0	60.0	186.3	260	365.5	305.5	530.6	611.5	456.3
	c_{ij}	0.18	0.32	0.21	0.42	0.84	0.32	0.18	0.21	0.84	0.42

表 8 引入 u (需求紧迫度)应急物资调度方案Table 8 Emergency material dispatching scheme by introducing u (demand urgent degrees)

		B ₁	B ₂	B ₃	B ₄	B ₅	B ₆	B ₇	B ₈	B ₉	B ₁₀	总量	Z	S
A ₁	$Q_1^{(k)}$	56.9	46.3	44.9	190.4	167	127	148.6	228.1	57.8	226.2	1 293.1		
	$t_1^{(k)}$	9.0	120.6	60.0	186.3	260	365.5	305.5	456.3	611.5	530.6			
A ₂	$Q_2^{(k)}$	56.9	54.4	44.9	193	167	135.9	102.8	228.1	0.0	0.0	982.9	290 266.06	29.92
	$t_2^{(k)}$	9.0	60.0	120.6	260	305.5	365.5	456.3	186.3	530.6	611.5			
A ₃	$Q_3^{(k)}$	56.9	44.5	44.9	195.6	167	209.4	81.2	0.0	0.0	92.6	892.2		
	$t_3^{(k)}$	120.6	9.0	60.0	186.3	260.0	365.5	305.5	530.6	611.5	456.3			

表 9 未引入 u (需求紧迫度)应急物资调度方案Table 9 Emergency material dispatching scheme without introducing u (demand urgent degrees)

		B ₁	B ₂	B ₃	B ₄	B ₅	B ₆	B ₇	B ₈	B ₉	B ₁₀	总量	Z	S
A ₁	$Q_1^{(k)}$	63.3	0.0	50.8	256.8	0.0	270.9	130.0	231.4	281.5	0.0	1 284.6		
	$t_1^{(k)}$	9.0	120.6	60.0	186.3	260.0	365.5	305.5	456.3	611.5	530.6			
A ₂	$Q_2^{(k)}$	25.5	127.8	37.2	149.1	136.1	126.3	179.6	210.0	0.0	0.0	991.5	352 050.1	29.72
	$t_2^{(k)}$	9.0	60.0	120.6	260.0	305.5	365.5	456.3	186.3	530.6	611.5			
A ₃	$Q_3^{(k)}$	25.2	62.7	58.1	175.4	230.8	101.1	0.0	0.0	0.0	238.8	892.1		
	$t_3^{(k)}$	120.6	9.0	60.0	186.3	260.0	365.5	305.5	530.6	611.5	456.3			

表 10 未引入与引入 u (需求紧迫度)应急调度方案的对比Table 10 Comparison between emergency material dispatching schemes with and without introducing u (demand urgent degrees)

		$(\Delta t)_j^{(0)}$	$R_j^{(0)}(\%)$	$S^{(0)}$	$Z^{(0)}$	$(\Delta t)_j^{(3)}$	$R_j^{(3)}(\%)$	$S^{(3)}$	$Z^{(3)}$	$R(\%)$	S	Z
未使用 u	A ₁	4.00	100			28.46	47.69			0.82		
	A ₂	4.00	100	0.00	3 092.4	15.73	26.39	2.72	348 566.8	0.82	29.72	352 050.1
	A ₃	4.00	100			17.8	30.00			0.82		
使用 u	A ₁	4.00	100			5.25	9.27			0.16		
	A ₂	4.00	100	0.00	3 092.4	33.37	54.34	2.92	286 238.8	1.68	29.92	290 266.1
	A ₃	4.00	100			17.63	29.73			0.81		

3.7 算法对比实验

为了进一步验证混合多目标粒子群算法(IMPSON-HCS)在求解基于 Pareto 最优解的多目标应急调度问题时的优化性能, 将 IMPSON-HCS 与标准多目标粒子群算法(MOPSO)^[20]进行比较, 两种算法对每组算例独立重复运行 10 次, 最后结果取 10 次运行结果的 Pareto 解集, 标准 MOPSO 的参数与本文算法参数一致. 本文采用收敛性指标 GD^[21]、分布性指标 SP^[22]和 Pareto 最优解数量来评价两种算法的性能, 其中为更好反映 Pareto 前沿收敛性、分布性, 在计算 GD、SP 时, 统一目标函数的数量级. 对于多目标问题, 由于真实的 Pareto 前沿无法得到, 本文将两种算法对每组算例所得的 20 个 Pareto 最优解集的并集进行筛选得到的最终 Pareto 最优解集作为每组算例的真实 Pareto 前沿的逼近.

表 11 给出了两种算法 10 次运行结果的统计, 其中包括 GD, SP 和 Pareto 解的数量. 从指标均值来讲, IMOPSO_HCS 求解第一类快速消耗应急物资调度问题时, GD 缩小了 2.62 倍, SP 减小了 2.90 倍, Pareto 解数增多了 2.06 倍; 在求解第二类物资应急物资调度问题时, GD 缩小了 1.84 倍, SP 减小了 1.80 倍, Pareto 解数增多了 1.37 倍.

表 11 IMOPSO_HCS 和标准 MOPSO 运行结果对比
Table 11 The results comparison of IMOPSO_HCS and MOPSO

	第一类应急物资						第二类应急物资					
	IMOPSO_HCS			标准 MOPSO			IMOPSO_HCS			标准 MOPSO		
	GD	SP	Pareto 解 数量	GD	SP	Pareto 解 数量	GD	SP	Pareto 解 数量	GD	SP	Pareto 解 数量
1	0.002 166	0.066 790	40	0.004 625	0.070 764	31	0.000 768	0.009 480	70	0.004 308	0.048 776	32
2	0.003 996	0.053 044	32	0.005 443	0.129 823	20	0.001 359	0.011 637	63	0.001 529	0.008 908	24
3	0.002 261	0.034 201	47	0.002 377	0.054 643	32	0.001 502	0.013 542	48	0.001 867	0.050 120	15
4	0.002 224	0.048 442	34	0.004 093	0.075 510	27	0.000 861	0.010 647	47	0.002 227	0.045 479	22
5	0.002 780	0.045 373	31	0.004 242	0.058 093	27	0.001 066	0.015 753	65	0.004 430	0.031 413	31
6	0.002 689	0.052 510	26	0.010 892	0.081 275	33	0.001 048	0.007 843	56	0.001 971	0.035 434	50
7	0.003 601	0.057 059	41	0.005 040	0.164 439	14	0.001 035	0.014 095	55	0.001 869	0.052 420	32
8	0.003 481	0.031 710	51	0.004 212	0.068 923	39	0.001 335	0.010 203	77	0.003 124	0.032 459	14
9	0.002 332	0.053 311	35	0.004 442	0.074 794	31	0.000 580	0.011 695	55	0.002 632	0.029 149	45
10	0.002 608	0.068 651	37	0.006 412	0.141 174	19	0.000 579	0.017 601	99	0.002 592	0.020 553	42
均值	0.002 814	0.051 109	37	0.005 178	0.091 944	27	0.001 014	0.012 250	62	0.002 655	0.035 471	30
	t_{GP1}	- 3.514 253	t_{SP1}	- 3.543 290	$t_{Pareto1}$	3.296 649	t_{GP2}	- 5.141 946	t_{SP2}	- 5.394 284	$t_{Pareto2}$	6.166 664

图 2 给出了两种算法在求解算例 1 和算例 2 时所得的最终 Pareto 前沿对比图, 可以看出 IMOPSO_HCS 所得的 Pareto 最优解集的收敛性明显好于标准 MOPSO, 而且更加逼近真实 Pareto 前沿. 此外从图 2 也可以看出, 标准 MOPSO 求得的 Pareto 前沿的分布明显存在缺失和聚集的现象, 分布性明显差于 IMOPSO_HCS 所求得的 Pareto 前沿, 原因是 IMOPSO_HCS 通过采用拥挤距离平衡个体间的拥挤程度; 其次, IMOPSO_HCS 所求得的 Pareto 前沿更加逼近真实 Pareto 前沿, 原因是 IMOPSO_HCS 采用了自适应速度参数和非梯度侧步爬山搜索算法, 很好地平衡了 MOPSO 的全局探索和局部开发能力, 使得粒子群更好逼近真实 Pareto 前沿. 综上所述, 结合改进粒子群算法和非梯度侧步爬山搜索算法的混合多目标粒子群算法(IMOPSO_HCS) 是一种求解多目标应急物资调度问题的有效算法, 能够确保应急物资的合理调度.

综上所述, 引入物资需求紧迫度的多目标应急物资动态调度模型是合理的, 能够有效处置多受灾点物资竞争问题, 在提高受灾点满意度的同时, 降低了物资调度费用. 实际应急救援过程中, 第 0 阶段的缺失损失是无法消除的. 只有提高第一批物资的响应速度, 可以减小第 0 阶段的损失. 引入物资需求紧迫度, 优先供给高需求紧迫度的受灾点, 能够减少物资缺失损失, 提高受灾点的满意度, 而且物资竞争越激烈, 越能显示出使用需求紧迫度的优越性. 其次, IMPSO_HCS 是一种求解基于 Pareto 最优解的多目标应急物资调度问题的有效算法, 能够获得一组 Pareto 最优解集, 并且更加逼近真实的 Pareto 前沿, 有利于应急调度决策者根据应急物资调度的实际需求选择不同的应急物资调度方案, 确保了应急物资的合理调度.

4 结束语

多应急点、多出救点的应急物资调度问题的及时性和连续性一直是应急调度领域的难点问题. 本文从各类物资非线性连续消耗的客观实际出发, 将应急点的应急救援过程划分为多个阶段, 在物资发生竞争的

阶段, 优先供给需求紧迫度较高的应急点的同时, 确保其他应急点的物资缺失损失是可接受的, 获得了较高的满意度和较低的物资调度费用, 解决了应急物资调度中物资竞争和费用偏高问题, 具有较强的实际应用背景. 在建模过程中, 不但考虑物资调度费用, 而且兼顾应急点满意度, 为应急物资调度优化问题提供了进一步研究的思路, 而且在采用一种结合改进粒子群算法和非梯度侧步爬山搜索算法的混合多目标粒子群算法对基于 Pareto 最优解的多目标应急物资调度问题求解时, 不用考虑如何确定目标权重, 同等考虑模型中的求解目标, 获得了一组 Pareto 最优解集, 有利于应急调度决策者根据应急物资调度的实际需求选择不同的应急物资调度方案.

参考文献:

- [1] 何建敏, 刘春林, 尤海燕. 应急系统多出救点的选择问题. 系统工程理论与实践, 2001, 21(11): 89–93.
He J M, Liu C L, You H Y. Selection of multi-depot in emergency systems. Systems Engineering: Theory & Practice, 2001, 21(11): 89–93. (in Chinese)
- [2] 高淑萍, 刘三阳. 基于联系数的多资源应急系统调度问题. 系统工程理论与实践, 2003, 23(6): 113–122.
Gao S P, Liu S Y. Scheduling problem in multi-resource emergency systems based on the connection number. Systems Engineering: Theory & Practice, 2003, 23(6): 113–122. (in Chinese)
- [3] 潘 郁, 余 佳, 达庆利. 基于粒子群算法的连续性消耗应急资源调度. 系统工程学报, 2007, 22(5): 556–560.
Pan Y, Yu J, Da Q L. Emergency resources scheduling on continuous consumption system based on particle swarm optimization. Journal of Systems Engineering, 2007, 22(5): 556–560. (in Chinese)
- [4] 柴秀荣, 王儒敬. 多出救点、多物资应急调度算法研究. 计算机工程与应用, 2010, 46(6): 224–226.
Chai X R, Wang R J. Research of emergency material dispatching algorithm based on multi-depot and multi-material. Computer Engineering and Applications, 2010, 46(6): 224–226. (in Chinese)
- [5] Sheu J B. An emergency logistics distribution approach for quick response to urgent relief demand in disasters. Transportation Research, Part E: Logistics and Transportation Review, 2007, 43(6): 687–709.
- [6] 李 进, 张江华, 朱道立. 灾害链中多资源应急调度模型与算法. 系统工程理论与实践, 2011, 31(3): 488–495.
Li J, Zhang J H, Zhu D L. Multi-resource emergency scheduling model and algorithm in disaster chain. Systems Engineering: Theory & Practice, 2011, 31(3): 488–495. (in Chinese)
- [7] 郭开俊, 王铁君. 带时限的多出救点应急物资调度模型及算法. 计算机工程与应用, 2012, 48(30): 19–23.
Wu K J, Wang T J. Model and optimization algorithm of multi-depot emergency materials dispatching with time limits. Computer Engineering and Applications, 2012, 48(30): 19–23. (in Chinese)
- [8] 宋晓宇, 郑 妍, 常春光. 基于变精度粗糙集的应急调度模型. 信息与控制, 2011, 40(6): 858–864.
Song X Y, Zheng Y, Chang C G. A variable precision rough set based model for emergency scheduling. Information and Control, 2011, 40(6): 858–864. (in Chinese)
- [9] 詹沙磊, 刘 南. 基于灾情信息更新的应急物资配送多目标随即规划模型. 系统工程理论与实践, 2013, 33(1): 159–166.
Zhan S L, Liu N. Multi-objective stochastic programming model for relief allocation based on disaster scenario information updates. Systems Engineering: Theory & Practice, 2013, 33(1): 159–166. (in Chinese)
- [10] 王旭平, 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. 系统管理学报, 2013, 22(2): 251–256.
Wang X P, Dong L, Chen M T. Multiple-area post-disaster resource distribution model considering perception satisfaction. Journal of Systems & Management, 2013, 22(2): 251–256. (in Chinese)
- [11] 杨培颖, 唐加福, 于 洋. 接送机场服务中车辆路径与调度模型的分析. 系统工程学报, 2013, 28(4): 529–542.
Yang P Y, Tang J F, Yu Y. Comparative analysis of models for vehicle routing and scheduling in picking up and delivering customers to airport service. Journal of Systems Engineering, 2013, 28(4): 529–542. (in Chinese)
- [12] Brown M, Smith R E. Directed multi-objective optimization. International Journal of Computers, Systems and Signals, 2005, 6(1): 3–17.
- [13] 刘 崇, 邱长华, 谢志强. 舰船双目标应急疏散路线规划模型与算法. 系统工程学报, 2013, 28(1): 119–124.
Liu C, Qiu C H, Xie Z Q. Bi-objective path programming model and algorithm for warship emergency evacuation. Journal of Systems Engineering, 2013, 28(1): 119–124. (in Chinese)
- [14] Hu F H, Geng Z F, Chen H M, et al. Research of multi-resource and multi-objective emergency scheduling based on fuzzy ideal point method // Proceedings of the International Conference on Computational Intelligence and Security. Piscataway: IEEE, 2008: 91–95.

- [15] Tzeng G H, Cheng H J, Huang T D. Multi-objective optimal planning for designing relief delivery systems. *Transportation Research, Part E: Logistics and Transportation Review*, 2007, 43(6): 673–686.
- [16] Ling S H, Iu H H C, Leung F H F, et al. Improved hybrid particle swarm optimized wavelet neural network for modeling the development of fluid dispensing of fluid dispensing for electronic packaging. *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, 2008, 55(9): 3447–3460.
- [17] Raquel C R, Naval P C Jr. An effective use of crowding distance in multiobjective particle swarm optimization // *Proceedings of Congress Evolutionary Computation*. Washington DC: ACM Press, 2005: 257–264.
- [18] Coello C A, Pulido G T, Lechuga M S. Handling multiple objectives with particle swarm optimization. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*, 2004, 8(3): 256–279.
- [19] Eberhart R C, Shi Y. Comparing inertia weights and constriction factors in particle swarm optimization // *Proceedings of the Conference on Evolutionary Computation*. San Diego: IEEE Press, 2000: 84–88.
- [20] Lara A, Sanchez G, Coello C A C, et al. HCS: A new local search strategy for memetic multiobjective evolutionary algorithms. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*, 2010, 14(1): 112–132.
- [21] Deb K, Pratap A, Agarwal S, et al. A fast and elitist multi-objective genetic algorithm: NSGA-II. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*, 2002, 6(2): 182–197.
- [22] Wei L, Wang S N, Zhao W. Methods to construct several kinds of concept lattices // *Proceedings of IEEE International Conference on Machine Learning and Cybernetics*. 2010: 91–96.

作者简介:

宋晓宇(1963—), 男, 辽宁沈阳人, 博士, 教授, 研究方向: 应急管理, 计算智能, 数据挖掘等, Email: sxy@sjzu.edu.cn;

王建国(1989—), 男, 山东潍坊人, 硕士生, 研究方向: 应急管理, 计算智能, Email: 506946936@qq.com;

常春光(1973—), 男, 辽宁辽阳人, 博士, 教授, 研究方向: 应急管理, 计算智能, Email: ccg7788@sohu.com.