

宋志华, 张 晗, 惠晓滨, 张 发. 导弹作战行动网络流模型及动态规划算法[J]. 解放军理工大学学报: 自然科学版, DOI:10.12018/j.issn.1009-3443.20160911001/2017.04.14.

导弹作战行动网络流模型及动态规划算法

宋志华¹, 张 晗², 惠晓滨¹, 张 发¹

(1. 空军工程大学 装备管理与安全工程学院, 陕西 西安 710051; 2. 空军工程大学 理学院, 陕西 西安 710051)

摘 要: 为了能快速高效地求解导弹作战行动规划问题, 深入研究了导弹作战行动规划问题的数学模型及其精确算法。首先根据问题的多阶段特性, 建立了问题的抽象动态规划模型, 提出了带禁忌列表的 Bellman 方程, 满足了导弹作战行动规划中发射点不重复的战术要求约束并避免了经典动态规划求解方法的“后效性”; 然后以此为基础, 将导弹作战行动方案的求解映射为在网络流模型中求解最小费用最大流的问题, 并为其设计了基于带禁忌列表 Bellman 方程的动态规划算法。在计算实例中, 得到的最小费用增广链与最优火力打击行动方案对应, 满足发射点不重复的约束。算法求解快速高效, 可以为较大规模的多车多波次导弹火力打击行动规划问题的求解提供支持。

关键词: 导弹火力打击行动规划; 抽象动态规划; 禁忌列表; 最小费用流

中图分类号: O224 **DOI:** 10.12018/j.issn.1009-3443.20160911001

Network flow model and dynamic programming algorithm of the missile attack scheduling problem

SONG Zhihua¹, ZHANG Han², HUI Xiaobin¹, ZHANG Fa¹

(1. College of Equipment Management and Safety Engineering, Air Force Engineering University, Xi'an 710051, China;

2. College of Science, Air Force Engineering University, Xi'an 710051, China)

Abstract: Missile Attack Scheduling Problem (MASP) is a special case of Vehicle Scheduling Problem (VRP), which is NP-hard. Algorithms for various VRPs are not specialized for the MASP, which leads to poor performance. In order to design a high performance exact algorithm, the MASP is modeled as an abstract dynamic programming problem which violates the monotonicity assumption. Thus a tabu list is introduced into the Bellman Equation to overcome this violation. On the basis of the Bellman Equation with tabu list, the MASP is transformed into a minimum cost maximum flow problem and a dynamic programming algorithm is proposed. As can be seen in the case study, the minimum cost argument path is relevant to an optimal scheduling of actions of MASP, and the constraint that the launch point cannot be used twice is satisfied. The case study shows that the algorithm is highly effective.

Key words: missile attack scheduling; abstract dynamic programming; tabu list; minimum cost flow

战役战术弹道导弹具有射程远、速度快、杀伤破坏威力大等特点, 是打击敌纵深战役战术目标, 实现不接触作战的“撒手锏”武器。但是, 在攻防对抗条件下, 导弹武器系统自身的防御能力较弱, 也是敌优先打击的重点目标。因此, 导弹部队必须采取多种

措施提高战场生存能力。一方面可以采用伪装、佯动等战术欺骗迷惑敌人, 另一方面, 导弹作战必须根据战场情况的变化, 机动灵活地选择和变换发射阵地, 快打快撤, 达到“消灭敌人, 保存自己”的目的。尤其是对于多波次导弹火力打击行动来讲, 尽量缩

短我方执行任务时间窗口,快打快撤的机动作战模式,更是提高生存能力的重要手段。所谓多车多波次导弹火力打击行动规划问题,就是在多辆导弹发射车参与的多波次导弹火力打击行动中,为每辆发射车规划出具体的机动路线和发射点,以尽量缩短执行任务的时间窗口,提高我方生存能力。

在多波次导弹作战研究方面,王桐等人^[1]研究了多波次导弹作战的马尔可夫链模型,可以从状态转移概率矩阵的角度计算不同打击波次数对敌目标剩余概率的影响。卜广志等人^[2]研究了战术弹道导弹对机场跑道多波次打击时的瞄准点选择方法,考虑了先前毁伤效果累计效应。但是现有的研究很少考虑多波次导弹火力打击作战中的行动规划问题。

单波次的导弹火力打击行动规划问题,可以转化为车辆调度问题^[3]中的装载运送问题,一般可以采用启发式算法进行求解,然而如果仅仅将这些启发式方法分阶段地应用到多车多波次导弹火力打击行动规划问题中,算法将会具有十分严重的局部寻优性。快速有效的全局寻优算法,是理论研究的热点和重要方向。多数学者致力于智能算法来进行求解^[4-9],对于复杂结构和约束的许多类型的车辆调度问题,在一定程度上取得了较好的效果。但是也存在收敛速度不够理想,搜索空间比较盲目等问题。然而,在现有的车辆调度问题研究^[10]中,还没有关于多阶段车辆调度问题的研究,并没有可以直接借鉴应用的模型和算法。

本文根据问题约束的多阶段特点,建立了多车多波次导弹火力打击行动规划的抽象动态规划^[11]模型,并设计了基于最小费用流的动态规划算法,属于精确算法,在收敛速度和优化效果方面都具有优势。

1 模型的建立

假设导弹发射车平时隐蔽待机,接收到多波次火力打击任务之后,要为每一辆发射车规划火力打击行动方案,具体包括一系列连续经过的发射点和导弹装载仓库,要求发射点不能重复,并且总路线的长度最短,这称为导弹火力打击行动规划问题(Missile Attack Scheduling Problem, MASP)。设在网络 $G=(V,E)$, $V=P+D+F+C$ 上,其中, P 是发射车的平时隐蔽待机点的集合,待机点 $p_i \in P$ 的发射车的集合为 L_i , 每个发射车上的导弹数量为一个单位, D 是导弹仓库的集合,导弹仓库 $d_i \in D$ 的导弹数量为 $|d_i|$ 个单位,发射点的集合为 F , 普

通道路节点的集合为 C , E 是网络的边集。

下面建立导弹火力打击行动规划问题的抽象动态规划模型。

假设导弹火力打击任务的波次数为 n , 则令系统的阶段数为 $2n+2$ 。令 X 代表系统的状态集合, $x_k \in X$ 代表发射车第 k 阶段的状态, $X_k \subset X$ 代表第 k 阶段状态的集合。

第 0 阶段的状态为 $X_0=\{s\}$, 是一个虚拟的状态,是产生计算的起点;

第 1 阶段的状态集合为 $X_1=M_1(P)$, 其中, $M_1:P \rightarrow X_1$ 是一个停车场点到第 1 阶段状态的一一映射;

第 2 阶段的状态集合为 $X_2=M_2(D)$, 其中, $M_2:D \rightarrow X_2$ 是一个导弹仓库点到第 2 阶段状态的一一映射;

第 3 阶段的状态集合为 $X_3=M_3(F)$, 其中, $M_3:F \rightarrow X_3$ 是一个发射点到第 3 阶段状态的一一映射;

...

第 $2i(n > i \geq 2)$ 阶段的状态集合为 $X_{2i}=M_{2i}(D)$, 其中, $M_{2i}:D \rightarrow X_{2i}$ 是一个导弹仓库点到第 $2i$ 阶段状态的一一映射;

第 $2i+1(n > i \geq 2)$ 阶段的状态集合为 $X_{2i+1}=M_{2i+1}(F)$, 其中, $M_{2i+1}:F \rightarrow X_{2i+1}$ 是一个发射点到第 $2i+1$ 阶段状态的一一映射;

...

第 $2n+2$ 阶段,也就是最后一个阶段的状态为 $X_{2n+2}=\{e\}$ 。

令 U 代表系统的决策变量集合。 u_k 代表第 k 阶段可以采用的某个决策变量。记 $U(x) \subset U$ 为状态 x 可取的决策变量集合。记 $g(x_k, u_k)$ 为在状态 x_k 采用决策 u_k 的时候所需要支付的费用。

记 M 函数 $\mu:X \rightarrow U$ 的集合,对 $\forall x \in X$, 均有 $\mu(x) \in U(x)$ 。

从状态 x_0 开始,采用策略 $\pi=\{\mu_0, \mu_1, \dots\}$ 的费用为

$$J_\pi(x_0)=\sum_{k=0}^n g(x_k, \mu_k(x_k))$$

其中,状态序列 $\{x_k\}$ 是由以下系统的状态转移方程产生

$$x_{k+1}=f(x_k, \mu_k(x_k)), k=0, 1, \dots$$

系统的目标是寻找最优策略 π , 使得总的费用最少,因此,系统的目标函数为

$$J^*(x)=\inf_{\pi \in \Pi} J_\pi(x), x \in X$$

根据 Bellman 方程,有以下递推关系

$$J^*(x) = \inf_{\pi \in \Pi} \{g(x, u) + J^*(f(x, u))\}, \forall x \in X$$

最优策略(也称为最优性条件)为

$$\mu^*(x) \in \arg \min_{x \in X(s)} \{g(x, u),$$

$$J^*(f(x, u))\}, \forall x \in X$$

记

$$H(x, u, J) = g(x, u) + J(f(x, u)), \\ x \in X, u \in U(x)$$

对于任一策略 $\mu \in M$ 定义映射 $T_\mu: R(X) \rightarrow R(X)$ 为

$$(T_\mu J)(x) = H(x, \mu(x), J), \forall x \in X, J \in R(X)$$

定义映射 T 为

$$(TJ)(x) = \inf_{u \in U(x)} H(x, u, J) = \inf_{\mu \in M} (T_\mu J)(x),$$

$$\forall x \in X, J \in R(X)$$

对于某函数 $J \in R(X)$, 以及非静态策略 $\pi =$

$\{\mu_0, \mu_1, \dots\}$, 对于任一整数 $N \geq 1$, 定义函数

$$J_{\pi, N}(x) = (T_{\mu_0}, T_{\mu_1}, \dots, T_{\mu_{N-1}} J)(x), x \in X$$

2 算法的设计

2.1 带禁忌列表的 Bellman 方程

按照逆向求解的思路从后至前依次分析。

(1)在第 n 波次的导弹火力打击任务中,从发射车当前的状态 x_{2n-1} 开始,根据发射点不重复的约束,采用策略 $\pi = \{\mu_{2n-1}, \mu_{2n}\}$ 只有在满足以下条件的时候才可行,

$$M_{2n+1}^{-1}(f(x_{2n}, \mu_{2n})) = M_{2n-1}^{-1}(x_{2n-1})$$

也就是说 $f(x_{2n}, \mu_{2n})$ 和 x_{2n-1} 两个状态不能对应同一个发射点。令禁忌列表 $L_T(x_{2n-1}) = \{M_{2i+1}^{-1}M_{2n-1}^{-1}(x_{2n-1}), i = 1, 2, \dots, n\}$, 也就是其他任意阶段中,与状态 x_{2n-1} 对应同一发射点的状态的集合。

可行的最优方案为

$$J_1(x_{2n-1}) = \inf\{g(x_{2n-1}, \mu_{2n-1}(x_{2n-1})) + \\ g(x_{2n}, \mu_{2n}(x_{2n}) - \lambda(L_T(x_{2n-1})))\}$$

其中, $x_{2n} = f(x_{2n-1}, \mu_{2n-1}(x_{2n-1}))$, $\lambda(L_T(x_{2n-1}))$ 是所有的执行后会系统转移到 $L_T(x_{2n-1})$ 中状态的控制决策变量集合。

记

$$J_2(x_{2n-1}) = \inf H(x_{2n-1}, \mu_{2n-1}(x_{2n-1})) =$$

$$TH(x_{2n-1}, \mu_{2n-1}(x_{2n-1}))$$

$$\{\mu^*(x_{2n-1}), (x_{2n+1}^*) = \arg J^*(x_{2n-1})$$

其中, $\mu^*(x_{2n-1})$ 是最优策略, x_{2n+1}^* 是最优策略上第 $2n+1$ 阶段的状态。

将最优策略 $\mu^*(x_{2n-1})$ 上第 $2n+1$ 阶段的状态 x_{2n+1}^* 对应同一个发射点的所有状态加入到禁忌列

表, 令禁忌列表 $L_T(x_{2n-1}) = L_T(x_{2n-1}) + \{M_{2i+1}^{-1}M_{2n+1}^{-1}(x_{2n+1}^*), i = 2, \dots, n\}$ 。

(2)在第 $n-1$ 波次的导弹火力打击任务中,从发射车当前的状态 x_{2n-3} 开始,根据发射点不重复的约束,采用策略 $\pi = \{\mu_{2n-1}, \mu_{2n-2}\}$ 只有在满足以下条件的时候才可行,

$$M_{2n-1}^{-1}(f(x_{2n-2}, \mu_{2n-2})) = M_{2n-2}^{-1}(x_{2n-2})$$

也就是说 $f(x_{2n-2}, \mu_{2n-2})$ 和 x_{2n-2} 两个状态不能对应同一个发射点。令禁忌列表 $L_T(x_{2n-2}) = L_T(x_{2n-2}) + \{M_{2i+1}^{-1}M_{2n-2}^{-1}(x_{2n-2}), i = 1, 2, \dots, n\}$, 也就是其他任意阶段中,与状态 x_{2n-3} 对应同一发射点的状态的集合。

可行最优方案为

$$J_2(x_{2n-3}) = \inf\{g(x_{2n-3}, \mu_{2n-3}(x_{2n-3})) + \\ g(x_{2n-2}, \mu_{2n-2}(x_{2n-2}))\} + J_1(x_{2n-1}^*)$$

其中,

$$\begin{cases} x_{2n-2} = f(x_{2n-3}, \mu_{2n-3}(x_{2n-3})) \\ \{\mu^*(x_{2n-1}), x_{2n-1}^*\} = \arg J_1(x_{2n-2}) \\ \mu_{2n-2}(x_{2n-2}) \in U(x_{2n-2}) - \lambda(L_T) \end{cases}$$

其中, $\lambda(L_T)$ 是所有的执行后会系统转移到 L_T 中状态的控制决策变量集合。

将最优策略 $\mu^*(x_{2n-3})$ 上第 $2n-1$ 阶段的状态 x_{2n-1}^* 对应同一个发射点的所有状态加入到禁忌列表, 令禁忌列表 $L_T(x_{2n-3}) = L_T(x_{2n-2}) + L_T(x_{2n-1}^*)$ 。...

(k) 在第 $n-k$ 波次的导弹火力打击任务中($k = 1, 2, \dots, n-1$) 从发射车当前的状态 $x_{2n-2k-1}$ 开始,根据发射点不重复的约束,采用策略 $\pi = \{\mu_{2n-2k-1}, \mu_{2n-2k}\}$ 只有在满足以下条件的时候才可行,

$$M_{2n-2k+1}^{-1}(f(x_{2n-2k}, \mu_{2n-2k})) = M_{2n-2k-1}^{-1}(x_{2n-2k-1})$$

也就是说 $f(x_{2n-2k}, \mu_{2n-2k})$ 和 $x_{2n-2k-1}$ 两个状态不能对应同一个发射点。令禁忌列表 $L_T(x_{2n-2k-1}) = \{M_{2i+1}^{-1}M_{2n-2k-1}^{-1}(x_{2n-2k-1}), i = 1, 2, \dots, n\}$, 也就是其他任意阶段中,与状态 $x_{2n-2k-1}$ 对应同一发射点的状态的集合。

可行的最优方案为

$$J_{k+1}(x_{2n-2k-1}) = \inf\{g(x_{2n-2k-1}, \mu_{2n-2k-1}(x_{2n-2k-1})) + \\ g(x_{2n-2k}, \mu_{2n-2k}(x_{2n-2k}))\} + J_k(x_{2n-2k+1}^*)$$

其中,

$$\begin{cases} x_{2n-2k} = f(x_{2n-2k-1}, \mu_{2n-2k-1}(x_{2n-2k-1})) \\ \{\mu^*(x_{2n-2k-1}), x_{2n-2k-1}^*\} = \arg J_2(x_{2n-2k-1}) \\ \mu_{2n-2k}(x_{2n-2k}) \in U(x_{2n-2k}) - \lambda(L_T) \end{cases}$$

其中, $\lambda(L_T)$ 是所有的执行后会系统转移到 L_T 中状态的控制决策变量集合。

将最优策略 $\mu^*(x_{2n-2k-1})$ 上第 $2n-2k+1$ 阶段的状态 $x_{2n-2k+1}^*$ 对应的禁忌列表加入本级禁忌列表,令禁忌列表 $L_T(x_{2n-2k-1}) = L_T(x_{2n-2k-1}) + L_T(x_{2n-2k+1}^*)$ 。

2.2 网络最小费用流

令两个状态之间的弧上的单位流量费用为 $h(x_k, x_{k+1})$, 则对应网络上待机点、导弹仓库、发射点之间状态转移的费用均取其最短路的距离, 虚拟状态与其他状态之间的状态转移费用根据其功能需求进行设置, 具体取值如表 1。弧的容量为 $c(x_k, x_{k+1})$, 则对应网络上的从待机点出入的弧容量等于待机点处发射车的数量, 其他弧的容量为 1, 参见表 1。

表 1 模型各状态之间弧上的单位流量费用以及容量
Tab.1 Unit flow cost and capacity of the minimum cost flow model

| 单位流量费用 | 容量 | 备注 |
|---|---------------------------------------|---|
| $h(s, x_1^i) = 0,$ | $c(s, x_1^i) = M_1^{-1}(x_1^i) $ | $(i = 1, \dots, P)$ $x_1^i \in M_2(P)$ |
| $h(x_1^i, x_2^j) = sp(M_1^{-1}(x_2^j), M_2^{-1}x_2^j))$ | $c(x_1^i, x_2^j) = M_1^{-1}(x_1^i) $ | $(i = 1, \dots, P ;$ $j = 1, \dots, D)$ |
| $h(x_2^j, x_3^i) = sp(M_2^{-1}(x_3^i), M_3^{-1}x_3^i))$ | $c(x_2^j, x_3^i) = 1$ | $(i = 1, \dots, F ;$ $j = 1, \dots, D)$ |
| $h(x_3^i, x_4^j) = sp(M_3^{-1}(x_4^j), M_4^{-1}x_4^j))$ | $c(x_3^i, x_4^j) = 1$ | $(i = 1, \dots, F ;$ $j = 1, \dots, D)$ |
| ... | ... | ... |
| $h(x_{2n-1}^i, x_{2n}^j) = sp(M_{2n-1}^{-1}(x_{2n}^j), M_{2n}^{-1}x_{2n}^j))$ | $c(x_{2n-1}^i, x_{2n}^j) = 1$ | $(i = 1, \dots, F ;$ $j = 1, \dots, D)$ |
| $h(x_{2n}^j, x_{2n+1}^i) = sp(M_{2n}^{-1}(x_{2n+1}^i), M_{2n+1}^{-1}x_{2n+1}^i))$ | $c(x_{2n}^j, x_{2n+1}^i) = 1$ | $(i = 1, \dots, F ;$ $j = 1, \dots, D)$ |
| $h(x_{2n+1}^i, e) = 0$ | $c(x_{2n+1}^i, e) = 1$ | $(i = 1, \dots, F)$ |

其中 $sp(x_k, x_{k+1})$ 代表 x_k 与 x_{k+1} 在实际网络 G 中最短路的长度。

网络流模型的最小费用流对应多车多波次导弹火力打击问题的最优行动方案。

2.3 动态规划求解

设计多车多波次导弹火力打击行动规划问题的算法如下:

步骤 1: 依照基于禁忌列表的 Bellman 方程寻找一条可行的最优路径方案 $\mu_k^*(s) = \min\{g(p_i, d_j) + \mu(R_j), i = 1, 2, |P|; j = 1, 2, |D|\}$ 作为最小费用增广链将 $\mu_k^*(s)$ 记录下来, 扩充 $\mu_k^*(s)$ 的流量, 并令 k 增加 1。

步骤 2: 在多阶段网络流模型中去掉当前已经找到的最优路径方案所包含的点 $G = G -$

$V(\mu_k^*(s))$ 。

步骤 3: 重复步骤 2 和步骤 3, 直到没有办法找到最优路径方案。

算法计算过程中找到的所有最小费用增广链, 构成发射车行动方案的一个集合。通过将最小费用增广链 $\mu_k^*(s)$ 上点之间的弧映射回实际网络中的最短路线序列, 就可以得到一个发射车行动方案。下面通过算例来验证算法的性能和效能。

3 实例应用及分析

某导弹部队的导弹火力单元平时隐蔽待机于待机地 p_1 和 p_2 , 两个待机地的火力单元数量分别是 $|p_1| = 15$ 和 $|p_2| = 15$, 现接收到 3 波次火力打击任务, 每波次都有 10 个火力单元发射导弹。火力单元需要通过网络机动到某一个发射点 r_i 发射导弹, 然后火力单元到导弹仓库 d_j 装载导弹后, 再到下一个发射点 r_k 发射导弹, 假设为了隐蔽起见, 在整个火力打击任务中, 所有的火力单元均不会第二次使用同一个发射点, 直到所有的火力单元都完成多波次火力发射任务为止。各个地点的平面坐标数据如表 2 所示。

表 2 网络中各点的平面坐标数据
Tab.2 Coordinates of vertices

| 地点 | x | y | 地点 | x | y | 地点 | x | y |
|---------|------|------|---------|------|------|---------|------|------|
| 待机地 p1 | 47.4 | 17.4 | 发射点 r19 | 63.5 | 44.1 | 交叉口 c14 | 75.7 | 18.3 |
| 待机地 p2 | 30.2 | 62.0 | 发射点 r20 | 53.1 | 45.6 | 交叉口 c15 | 63.8 | 24.4 |
| 仓库 d1 | 58.4 | 5.9 | 发射点 r21 | 57.8 | 41.8 | 交叉口 c16 | 73.4 | 28.9 |
| 仓库 d2 | 67.3 | 20.7 | 发射点 r22 | 42.6 | 25.4 | 交叉口 c17 | 75.2 | 35.6 |
| 仓库 d3 | 46.1 | 32.2 | 发射点 r23 | 38.5 | 20.5 | 交叉口 c18 | 82.3 | 38.8 |
| 仓库 d4 | 47.9 | 47.0 | 发射点 r24 | 32.0 | 17.6 | 交叉口 c19 | 67.7 | 37.1 |
| 仓库 d5 | 13.8 | 51.0 | 发射点 r25 | 16.4 | 20.2 | 交叉口 c20 | 60.5 | 38.3 |
| 发射点 r1 | 38.1 | 2.4 | 发射点 r26 | 9.7 | 27.9 | 交叉口 c21 | 71.6 | 44.9 |
| 发射点 r2 | 42.8 | 7.7 | 发射点 r27 | 27.7 | 23.6 | 交叉口 c22 | 60.0 | 52.5 |
| 发射点 r3 | 66.1 | 1.5 | 发射点 r28 | 13.8 | 32.1 | 交叉口 c23 | 64.4 | 55.7 |
| 发射点 r4 | 89.4 | 4.1 | 发射点 r29 | 6.9 | 43.1 | 交叉口 c24 | 66.7 | 57.5 |
| 发射点 r5 | 83.3 | 12.0 | 发射点 r30 | 29.4 | 45.6 | 交叉口 c25 | 74.5 | 55.3 |
| 发射点 r6 | 73.9 | 11.6 | 交叉口 c1 | 74.5 | 5.3 | 交叉口 c26 | 50.2 | 54.0 |
| 发射点 r7 | 88.3 | 18.1 | 交叉口 c2 | 64.9 | 7.7 | 交叉口 c27 | 53.2 | 59.1 |
| 发射点 r8 | 60.6 | 33.0 | 交叉口 c3 | 58.3 | 15.8 | 交叉口 c28 | 52.7 | 39.7 |
| 发射点 r9 | 67.3 | 31.8 | 交叉口 c4 | 56.3 | 24.8 | 交叉口 c29 | 39.6 | 31.4 |
| 发射点 r10 | 81.3 | 30.4 | 交叉口 c5 | 54.1 | 34.1 | 交叉口 c30 | 34.9 | 30.8 |
| 发射点 r11 | 94.7 | 33.4 | 交叉口 c6 | 48.7 | 37.6 | 交叉口 c31 | 33.5 | 25.2 |
| 发射点 r12 | 85.6 | 44.9 | 交叉口 c7 | 40.6 | 43.0 | 交叉口 c32 | 32.6 | 36.3 |
| 发射点 r13 | 78.2 | 43.6 | 交叉口 c8 | 38.0 | 49.3 | 交叉口 c33 | 26.2 | 39.3 |
| 发射点 r14 | 75.2 | 50.4 | 交叉口 c9 | 30.2 | 53.1 | 交叉口 c34 | 24.0 | 29.2 |
| 发射点 r15 | 83.5 | 57.4 | 交叉口 c10 | 21.8 | 57.1 | 交叉口 c35 | 20.2 | 24.9 |
| 发射点 r16 | 68.4 | 64.6 | 交叉口 c11 | 50.8 | 3.5 | 交叉口 c36 | 13.8 | 41.5 |
| 发射点 r17 | 45.3 | 62.1 | 交叉口 c12 | 82.1 | 7.0 | 交叉口 c37 | 20.6 | 45.1 |
| 发射点 r18 | 58.0 | 47.0 | 交叉口 c13 | 67.0 | 14.0 | 交叉口 c38 | 21.2 | 51.0 |

各点之间的位置及网络结构如图 1 所示。

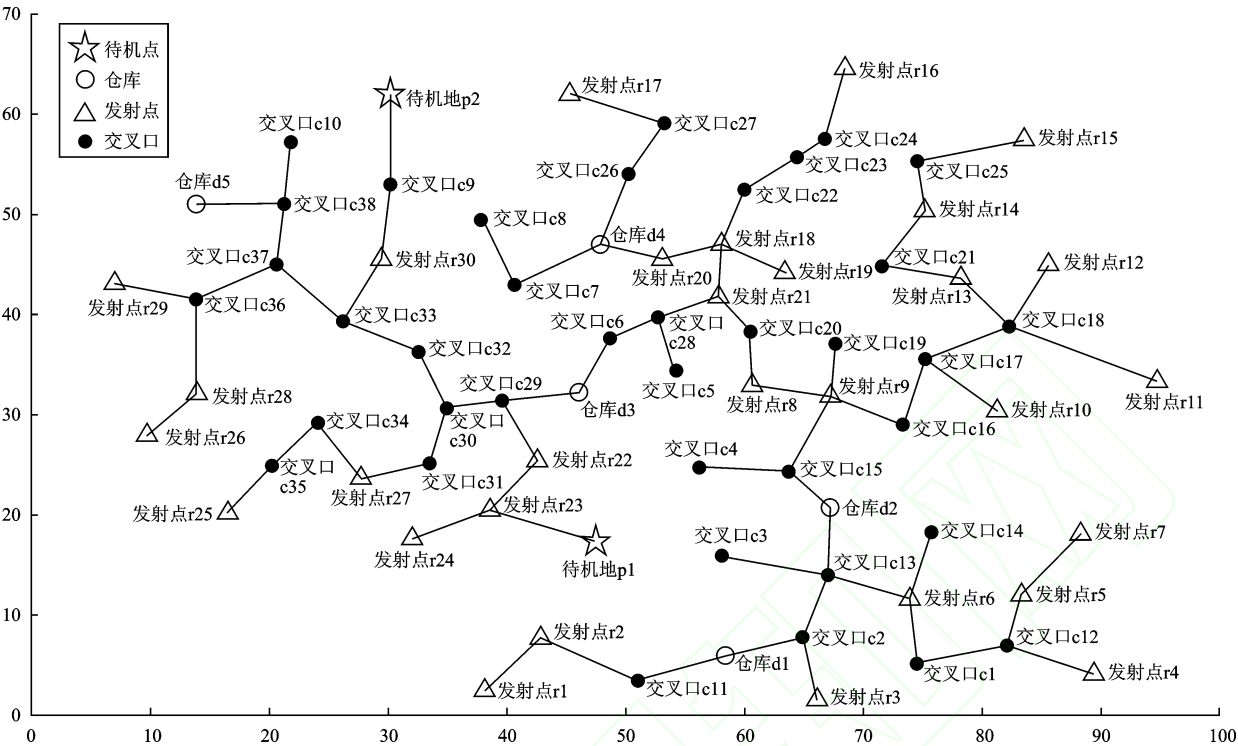


图 1 网络中各点的位置及网络结构

Fig.1 Positions of vertices and structure of the network

算法首先根据点的平面坐标计算的各个点之间的直线距离,然后计算任意两点之间的最短路的距离,可以建立此问题的多阶段网络流模型如图 2 所示。其中,各点之间的弧的容量和单位流量费用设定参考表 1。

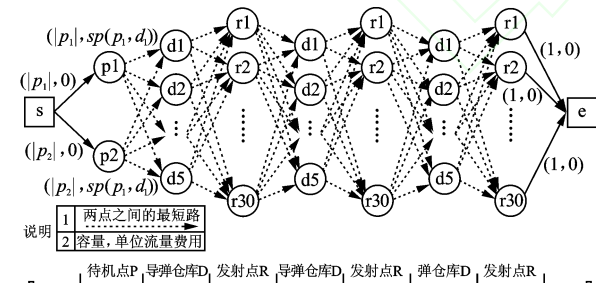


图 2 多车多波次导弹火力打击行动规划问题的多阶段网络流模型

Fig.2 Network flow model of Three—stages

在这样的一个网络流模型中,最小费用最大流对应多车多波次导弹火力打击任务的最优行动方案。这样,多车多波次导弹火力打击行动规划问题的最优行动方案,转化为在网络流模型中寻找最小费用最大流,按照所提算法求解,可以得到网络流模型的最小费用最大流,求解过程中所找到的所有最小费用增广链如表 3 所示。

表 3 算法求解过程中所找到的最小费增广链

Tab.3 Minimum cost augmenting path found by the algorithm

| | 阶段 1 | 阶段 2 | 阶段 3 | 阶段 4 | 阶段 5 | 阶段 6 | 阶段 7 | 阶段 8 | 阶段 9 |
|-------|------|----------|---------|-----------|---------|-----------|---------|-----------|------|
| 路径 1 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r21' | '仓库 d4' | '发射点 r18' | '仓库 d4' | '发射点 r20' | 'e' |
| 路径 2 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r8' | '仓库 d2' | '发射点 r6' | '仓库 d2' | '发射点 r9' | 'e' |
| 路径 3 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r27' | '仓库 d3' | '发射点 r23' | '仓库 d3' | '发射点 r22' | 'e' |
| 路径 4 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r16' | '仓库 d4' | '发射点 r17' | '仓库 d4' | '发射点 r19' | 'e' |
| 路径 5 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r24' | '仓库 d3' | '发射点 r30' | '仓库 d5' | '发射点 r29' | 'e' |
| 路径 6 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r10' | '仓库 d2' | '发射点 r2' | '仓库 d1' | '发射点 r3' | 'e' |
| 路径 7 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r13' | '仓库 d2' | '发射点 r5' | '仓库 d1' | '发射点 r1' | 'e' |
| 路径 8 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r25' | '仓库 d3' | '发射点 r26' | '仓库 d5' | '发射点 r28' | 'e' |
| 路径 9 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r12' | '仓库 d2' | '发射点 r7' | '仓库 d2' | '发射点 r4' | 'e' |
| 路径 10 | 's' | '待机地 p1' | '仓库 d3' | '发射点 r15' | '仓库 d2' | '发射点 r14' | '仓库 d2' | '发射点 r11' | 'e' |

将上表中的路径中,相邻两点之间再插入两点之间的最短路径方案,就可以得到发射车的火力打击行动方案,限于篇幅,这里不再罗列。使用 Matlab 在计算机上实现以上算法,计算的时间为 0.05 秒。

4 结语

根据问题多阶段的特点,建立了导弹作战行动规划问题的抽象动态规划模型,提出了基于禁忌列表的 Bellman 方程,用于满足发射点不重复的约束,也克服了直接应用动态规划算法求解的“后效性”问题。将问题的最优解映射转化为网络最小费用流,并设计了动态规划算法用于求解最优行动方案,属

于精确算法,在收敛速度和优化效果方面都具有优势。实例应用和分析结果表明,所提算法适合求解导弹作战行动规划问题,能够较为快速高效地得到优化的导弹火力打击行动方案,为作战行动决策提供科学依据。模型没有考虑排队、时间窗口、转载地域容量限制等复杂约束条件,这也是下一步研究的重要方向。

参考文献:

- [1] 王桐,杨萍,欧阳海波. 基于马尔可夫链的多波次导弹作战研究[J]. 战术导弹技术, 2011,37(4):20-22.
WANG Tong, YANG Ping, OUYANG Haibo. Investigation into multi-time missile warfare based on markov chain[J]. Tactical Missile Technology, 2011, 37(4):20-22.(in Chinese).
- [2] 卜广志,张斌,师帅. 战术导弹对机场跑道多波次打击时的瞄准点选择方法[J]. 火力与指挥控制, 2014, 39(11):64-71.
BU Guangzhi, ZHANG Bin, SHI Shuai. Aim points selection method multi waves attack runway with ballistic missiles[J]. Fire Control & Command Control, 2014, 39(11):64-71.(in Chinese).
- [3] TOTH P, VIGO D. Vehicle routing: problems, methods, and applications [M]. Philadelphia Siam, 2014:1-30.
- [4] MU D, WANG C, ZHAO F, et al. Solving vehicle routing problem with simultaneous pickup and delivery using parallel simulated annealing algorithm[J]. International Journal of Shipping and Transport Logistics, 2016, 8(1): 81-106.
- [5] SONG Z, ZHANG H, CHE W, et al. Algorithm for distance constrained aerial vehicle routing problem: based on minimum spanning tree and genetic computation[C]//2015 11th International Conference on Computational Intelligence and Security (CIS). Shenzhen: IEEE, 2015:5-9.
- [6] ZHU Z, XIAO J, HE S, et al. A multi-objective memetic algorithm based on locality-sensitive hashing for one-to-many-to-one dynamic pickup-and-delivery problem[J]. Information Sciences, 2016, 329:73-89.
- [7] SCHYNS M. An ant colony system for responsive dynamic vehicle routing[J]. European Journal of Operational Research, 2015, 245(3): 704-718.
- [8] CHEN R M, SHEN Y M. Novel encoding and routing balance insertion based particle swarm optimization with application to optimal CVRP depot location determination[J]. Mathematical Problems in Engineering, 2015(1):1-11.
- [9] IQBAL S, KAYKOBAD M, RAHMAN M S. Solving the multi-objective vehicle routing problem with soft time windows with the help of bees[J]. Swarm and Evolutionary Computation, 2015, 24(10):50-64.
- [10] DE N, DEFRAEYE M, VAN I. The vehicle routing problem: state of the art classification and review[R]. Leuven: Faculty of Economics and Business, 2014.
- [11] DIMITRI P. Abstract dynamic programming[M], Beijing: Tsinghua University Press, 2014:1-25.

(责任编辑:孙 威)