김일성종합대학학보 주체107(2018)년
정보과학 제64권 제3호

가변로트크기와 불확정처리시간을 가지는 개별공정스케쥴링의 한가지 방법

리 광 원

위대한 령도자 **김정일**동지께서는 다음과 같이 교시하시였다.

《과학자, 기술자들은 사회주의경제발전의 요구에 맞게 인민경제 모든 부문의 생산기술공정과 생산방법, 경영활동을 새로운 과학적토대우에 올려세우는데서 나서는 과학기술적문제를 전망성있게 풀어나가야 하겠습니다.》(《**김정일**선집》 증보판 제11권 138페지)

선행연구[1, 2]에서는 일감과 과제들의 처리시간이 확정된 조건에서 개별공정스케쥴링문제를 선형최량화모형을 리용하여 모형화하고 가지한계법을 리용하여 풀이를 구하는 방법을 론의하였다.

그러나 현실에서 부닥치는 많은 문제들에서 로트크기와 처리시간은 여러가지 원인에 의하여 변동되며 이러한 경우 선형최량화모형에 의한 풀이방법으로 얻은 풀이는 실제적인 최량성이 파괴되거나 심한 경우에는 실행가능성을 담보하지 못할수도 있다.

론문에서는 이러한 결함을 극복하기 위하여 로트크기와 처리시간의 변동을 고려한 스케쥴링모형을 작성하고 PPA알고리듬을 리용한 한가지 풀이방법을 제안하였으며 모의실험을 통하여 그 효과성을 검증하였다.

1. 가변로트크기와 불확정처리시간을 가지는 개별공정문제의 모형화

모형의 목적함수와 제한조건은 아래와 같다.

$$\min F=\sum_{i=1}^{|N|} w_i \times \max\{(y_{ikjms}+t_{ikjm})-d_i,\ 0\}$$

$$0 \le q_{ik}, \quad \forall i,\ k \tag{1}$$

$$\delta_{ikm} \le q_{ik}, \quad \forall i,\ k, m \tag{2}$$

$$\delta_{i1m}=1, \quad \forall i,\ m \tag{3}$$

$$\sum_{k=1}^{K_i} q_{ik}=Q_i, \quad \forall i, k \tag{4}$$

$$\sum_{s=1}^{K_t}\sum_{m\in M}\sum_{s} x_{ikjms}=1, \quad \forall i,\ k,\ j \tag{5}$$

$$\sum_{i\in N}\sum_{k=1}^{K_i}\sum_{j=1}^{J_{ik}}\sum_{s} x_{ikjms} \le 1, \quad \forall m,\ s \tag{6}$$

$$y_{ikjms} \le H \times x_{ikjms}, \quad \forall j, i,\ k,\ m, s \tag{7}$$

$$y_{ikm}+t_{im}^{r}\times\delta_{ikm}+t_{im}^{u}\times q_{ik} \le y_{ikm'}, \quad \forall (J_{ikm},\ J_{ikm'})\in A \tag{8}$$

$$y_{ikm} + t_{im}^r \times \delta_{ikm} + t_{im}^u \times q_{ik} \le y_{i(k+1)m}, \quad \forall i, m, k < K_i \tag{9}$$

$$y_{i'k'm} + t_{i'm}^r \times \delta_{i'k'm} + t_{i'm}^u \times q_{i'k'} - H \times Z_{i'k'ikm} \le y_{ikm} \tag{10}$$

$$y_{iK_i m} + t_{im}^r \times \delta_{iK_i m} + t_{im}^u \times q_{iK_i} \le C_i, \quad \forall i, J_{iK_i m} \in L \tag{11}$$

$$Z_{iki'k'm} - Z_{i'k'ikm} = 1, \quad \forall i \ne i', k, k' \tag{12}$$

$$Z_{iki'k'm} - Z_{i(k+1)i'k'm} \le \delta_{i(k+1)m}, \quad \forall i \ne i', k < K_i, k', m \tag{13}$$

$$\sum_{s=1}^{K_t} \sum_{m \in M} y_{ikj'ms} + \sum_{j''=j'}^{j-1} \sum_{m \in M} \sum_{s=1}^{K_t} (x_{ikj''ms} \times t_{ikj''m}) \le \sum_{s=1}^{K_t} \sum_{m \in M} y_{ikjms}, \quad \forall i, k, j, j' < j \tag{14}$$

$$\sum_{s''=s'}^{s-1} \sum_{j=1}^{J_{ik}} \sum_{k} \sum_{i \in N} (x_{ikjms''} \times t_{ikjm}) + \sum_{s''=s'}^{s-1} L_{ms''} \le \sum_{i \in N} \sum_{j=1}^{J_{ik}} \sum_{k} y_{ikjms}, \quad \forall m, s, s' < s \tag{15}$$

$$L_{ms} = \sum_{i \in N} \sum_{k} \sum_{j=1}^{J_{ik}} y_{ikjms} - \sum_{i \in N} \sum_{k} \sum_{j=1}^{J_{ik}} (y_{ikjms-1} + x_{ikjms-1} \times t_{ikjm-1}), \quad \forall m, s, i, j, k \tag{16}$$

여기서 q_{ik} 는 일감 i의 k째 부분로트의 수량, δ_{ikm} 은 작업 J_{ikm} 이 처리되기 전에 설치가 요구된다면 1, 그렇지 않으면 0인 값, $x_{ikjms}(0, 1)$ 은 일감 i의 k째 부분로트의 작업 j가 기계 m에서 s번째에 처리되는 경우에는 1, 그렇지 않은 경우에는 0인 값, y_{ikjms} 는 기계 m에서 일감 i의 k째 부분로트의 작업 j의 시작시간, $Z_{iki'k'm}$ 은 작업 J_{ikm} 이 작업 $J_{i'k'm}$ 보다 먼저 처리되면 1, 그렇지 않으면 0인 값, M 은 기계들의 모임 $(1, \cdots, m)$, N 은 일감들의 모임 $(1, \cdots, i)$, J 는 작업들의 모임 $(1, \cdots, j)$, L 은 부분로트들의 마지막작업들의 모임, A 는 선행관계에 의해서 제한받는 작업쌍들의 모임, K_i 는 일감 i의 로트수, Q_i 는 일감 i의 계획량, C_i 는 일감 i의 완성시간, d_i 는 일감 i의 납기, w_i 는 일감 i의 중요도(무게), S 는 모든 기계들에서 매 일감에 대하여 정의된 순서첨수, H 는 충분히 큰 수, J_{ik} 는 일감 i의 k째 부분로트의 마감작업, J_{ikm} 은 기계 m에서 일감 i의 k째 부분로트에 대한 작업, t_{ikjm} 은 기계 m에서 일감 i의 k째 부분로트의 작업 j를 처리하는데 요구되는 시간, y_{ikm} 은 기계 m에서 일감 i의 k째 부분로트의 시작시간, L_{ms} 는 기계 m에서 순서 s의 여유시간, t_{im}^u 는 기계 m에서 일감 i의 단위처리시간, t_{im}^r 는 기계 m에서 일감 i의 설치시간이다.

식 (1)은 비부성조건, 식 (2)는 여유설치들을 회피하기 위한 조건이며 식 (3)은 기계에서 매개 일감의 첫 작업을 처리하기 전에 설치가 반드시 존재한다는것을 보여준다.

식 (4)는 일감의 전체 계획량이 그 일감을 이루는 로트의 부분품량의 합과 같다는 제한조건, 식 (5)는 일감 i의 작업 j가 반드시 한 기계의 순서에만 할당될수 있다는 제한조건이다. 식 (6)은 어느 한 순간에 한 기계에서는 1개의 작업만이 처리될수 있다는 제한조건, 식 (7)은 y_{jikms} 와 x_{jikms} 사이의 관계에 대한 제한조건이다. 식 (8)은 같은 부분로트에 속하는 작업들의 선행관계를 보여주며 식 (9)는 같은 일감의 더 작은 첨수들로 된 부분로트들이 자기의 처리를 끝낸 다음 1개 부분로트는 하나의 기계에서만 스케쥴될수 있다는것을 보여주는 제한조건이다. 식 (10), (11)은 일감 i의 완성시간은 최대첨수 K_i 를 가진 부분로트의 마지막작업의 가장 늦은 완성시간에 의해서 결정된다는것을 반영한 제한조건이다.

식 (12)는 기계들에서의 렬을 결정하고 작업들의 겹침을 피하도록 하기 위한 제한조건, 식 (13)은 같은 일감의 모든 련속적인 스케쥴된 작업들이 한번의 설치하에 처리된다는 제한

조건이다. 식 (14)는 로바스트스케쥴을 얻기 위하여 매개 기계에서의 있을수 있는 중단들과 매개 일감들에 해당되는 작업내에 일부 완충시간들이 있을것이라고 보면서 가능한껏 한 기계에서의 지연이 다른 기계들에 영향을 주지 않도록 하려고 하기 위한 제한조건이다.

식 (15)와 (16)은 기계들에서의 희망하는 일감순서화 즉 로바스트개별공정스케쥴을 얻기 위한 모든 작업들의 가능한 영향을 고찰하기 위하여 적용한 제한조건이다.

이와 같이 론문에서는 부분품가공공정의 일정계획작성문제를 로트크기의 가변성과 처리시간의 불확정성을 가지는 일반화된 할당을 가지는 개별공정스케쥴링문제로 정식화하였다.

2. 피식자－포식자알고리듬(PPA)에 의한 풀이알고리듬

론문에서는 로트크기와 처리시간의 변동을 반영한 스케쥴링모형의 풀이를 얻기 위한 피식자－포식자알고리듬(PPA)을 제안하였다.

PPA에 의한 스케쥴링문제의 풀이절차를 다음의 그림에 보여주었다.

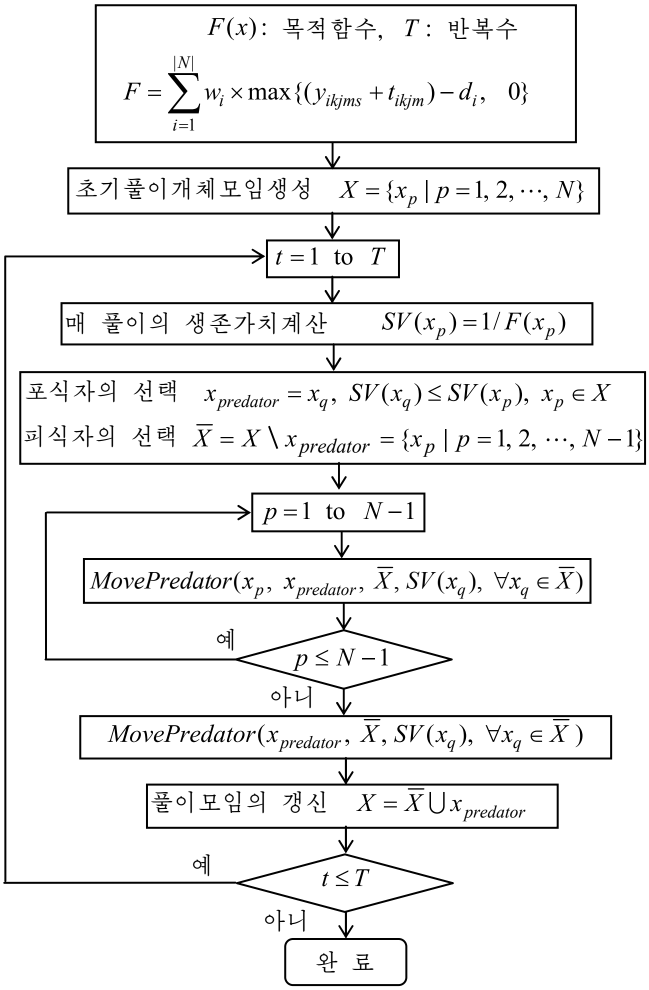

그림. PPA에 의한 스케쥴링문제의 풀이절차

3. 모의실험

제안된 방법의 효과성을 검증하기 위하여 10개의 개별공정스케쥴링문제에 대한 모의실험을 진행하였다. 로트크기와 처리시간이 변동을 가지는 경우 제안된 스케쥴링모형과 PPA에 의한 풀이방법을 선행한 풀이방법과 비교하였다.(표)

표. PPA에 의한 풀이방법과 선행한 풀이방법과의 비교

번호	일감수	기계수	선행한 방법(완료시간합)		제안한 방법(완료시간합)	
			변동전	변동후	변동전	변동후
1	4	3	118	175	118	126
2	4	4	180	268	182	202
3	4	5	245	—	246	267
4	6	6	444	590	450	496
5	6	6	428	—	432	484
6	6	7	496	643	503	564
7	6	7	482	—	485	512
8	6	8	552	—	557	604
9	6	8	592	—	592	653
10	6	9	634	846	645	697

표의 결과는 제안된 방법이 선행한 방법에 비하여 로트크기 및 처리시간의 변동에 대한 풀이의 실행가능성과 최량화요구를 만족시킬수 있다는것을 보여준다.

맺는말

개별공정스케쥴링문제에서 로트크기와 처리시간의 변동이 존재하는 경우 최량풀이를 얻기 위한 스케쥴링모형과 PPA에 의한 풀이알고리듬을 제안하고 그 효과성을 검증하였다.

참고문헌

[1] J. M. Novas, P. H. Gabriela; Expert Systems with Application, 41, 2286, 2014.
[2] A. Ben-Tal, A. Nemirovski; Mathematical Programming, 88, 411, 2010.

주체107(2018)년 5월 5일 원고접수

A Method of Scheduling the Job-Shop Process Problem with Variable Lot Size and Uncertain Process Time

Ri Kwang Won

In this paper, we proposed the scheduling model and solution algorithm using prey-predator algorithm method to get the optimal solution of the job-shop scheduling problem with variable lot size and uncertain process time and verified the effectiveness through the simulation.

Key words: job-shop, scheduling