



ارائه شده توسط:

سایت ترجمه فا

مرجع جدیدترین مقالات ترجمه شده

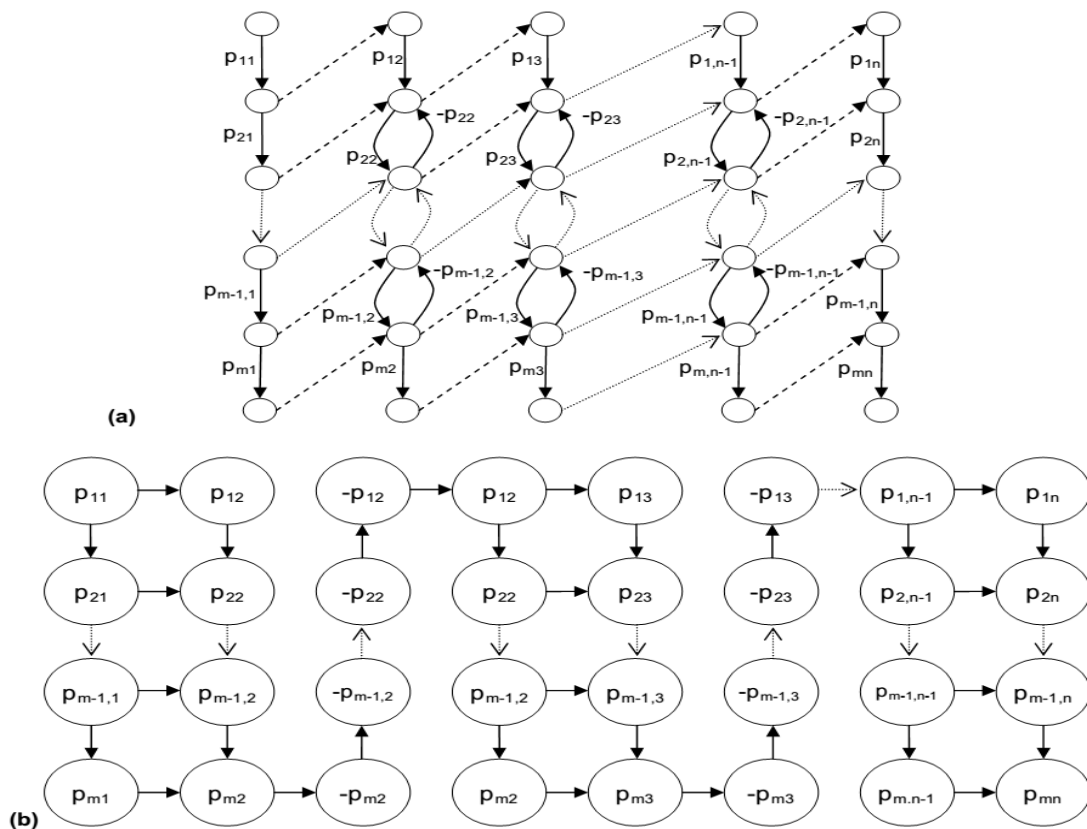
از نشریات معتبر

## در مغازه های جریان عدم انتظار و عدم بیکاری با معیار زمان کل

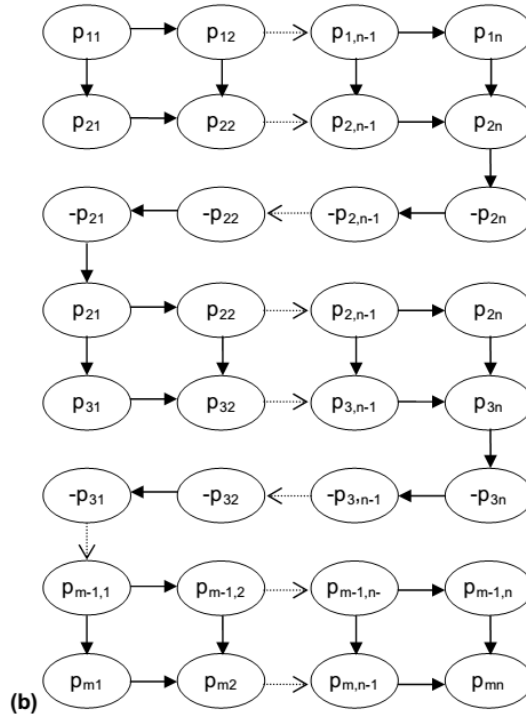
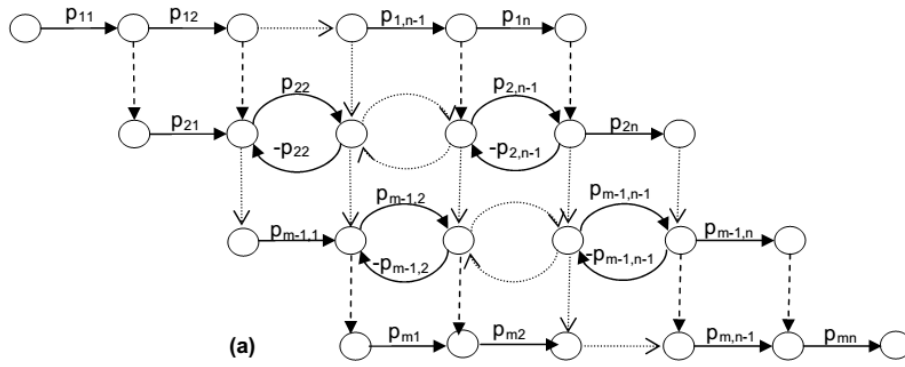
فرض کنید که  $C_{\max}((j, k))$ ، زمان کل از یک توالی دو شغلی  $(j, k)$  در  $Fm|prmu|C_{\max}$  باشد

و  $C_{\max}(\pi; M_i, M_{i+1})$  زمان کل  $\pi$  مغازه ها با دو ماشین متوالی  $M_i$  و  $M_{i+1}$  باشد. از قضیه 1،

می توان مدل های ساده از  $C_{\max}(\pi; \text{no-wait})$  و  $C_{\max}(\pi; \text{no-idle})$  را بدست آورد.



شکل 1: شبکه های معادل برای محاسبه  $C_{\max}(\pi; \text{no-wait})$  طول کار برای  $\pi = (1, 2, \dots, n)$ .



شکل 2: شبکه های معادل برای محاسبه زمان کل  $C_{\max}(\pi; \text{no-idle})$  برای  $\pi = (1, 2, \dots, n)$

نتیجه فرعی 1: به ازای هر توالی شغلی  $\pi$

$$(i) C_{\max}(\pi; \text{no-wait}) = \sum_{j=1}^{n-1} C_{\max}((\pi(j), \pi(j+1))) - \sum_{i=1}^m \sum_{j=2}^{n-1} p_{i, \pi(j)};$$

$$(ii) [12] C_{\max}(\pi; \text{no-idle}) = \sum_{i=1}^{m-1} C_{\max}(\pi; M_i, M_{i+1}) - \sum_{i=2}^{m-1} \sum_{j=1}^n p_{ij}.$$

توجه داشته باشید که زمان کل  $C_{\max}(\pi; \text{no-wait})$  با فرمول بازگشتی نسبتاً پیچیده که توسط ردی

و رامورتی (16) ارائه گردیده است محاسبه شده است.

در این جا لازم به ذکر است که وقتی قوس هایی با اوزان منفی از شبکه شکل 1 الف حذف شوند، طول مسیر بحرانی در شبکه CPM فعالیت در قوس حاصله به صورت  $C_{\max}(\pi; \text{block})$  می باشد به طوریکه طول زمان کل  $\pi$  محاسبه شده برای مسئله موسوم به  $Fm|\text{block}|C_{\max}$  می باشد که موسوم به شرایط بلوکه سازی است به منبع (15، صفحه 143 مراجعه کنید). از سوی دیگر، وقتی که قوس هایی با اوزان منفی از شبکه شکل 2 الف حذف می شوند، طول طولانی ترین مسیر در شبکه حاصله فاقد هر گونه تفسیر معین خواهد بود. این طول با زمان کل  $\pi$  تحت شرایطی برابر است که یک کار یا شغل در یک ماشین تکمیل شود مادامی که این ماشین بیکار باشد و منتظر شغل های دیگر باشد. چون همه ماشین ها به صورت مشغول نگه داشته می شوند، ما پیشنهاد می کنیم تا به مسئله مربوطه مراجعه شود که یک مسئله نظری است یعنی  $Fm|\text{prmu, busy}|C_{\max}$ .

از شبکه های شکل های 1 و 2، و نیز بر اساس استنباط فرعی 1، می توان به این نتیجه رسید که یک رابطه دوگانگی خاص بین  $Fm|\text{no-wait}|C_{\max}$  و  $Fm|\text{prmu, no-idle}|C_{\max}$  وجود دارد (یک

رابطه دوگانگی مشابه نیز بین  $Fm|\text{block}|C_{\max}$  و  $Fm|\text{prmu, busy}|C_{\max}$  وجود ندارد. پر

واضح است که برای یک توالی شغلی معین،  $\pi = (\pi(1), \pi(2), \dots, \pi(n))$ ،  $n$  ماشین مصنوعی را به

صورت دنباله ای  $\bar{M}_{\pi(1)}, \bar{M}_{\pi(2)}, \dots, \bar{M}_{\pi(n)}$  تعریف کنید. هم چنین دنباله

را از  $J = (J_1, J_2, \dots, J_m)$   $m$  شغل مصنوعی تعریف کرده و فرض کنید که  $P_{ij}$  زمان فراوری

برای شغل  $J_i$  در ماشین  $\bar{M}_{\pi(j)}$  است. سپس،  $C_{\max}(\pi; \text{no-wait})$

که  $C_{\max}(\pi; \text{no-idle}) = C_{\max}(J; \text{no-wait}, \bar{M}_{\pi(1)} - \bar{M}_{\pi(n)})$  و  $= C_{\max}(J; \text{no-idle}, \bar{M}_{\pi(1)} - \bar{M}_{\pi(n)})$

کل  $C_{\max}(J; \text{no-wait}, \bar{M}_{\pi(1)} - \bar{M}_{\pi(n)})$  و  $C_{\max}(J; \text{no-idle}, \bar{M}_{\pi(1)} - \bar{M}_{\pi(n)})$

طول  $J$  محاسبه شده تحت شرایط عدم انتظار و عدم بیکاری در ماشین های  $\bar{M}_{\pi(1)}, \bar{M}_{\pi(2)}, \dots, \bar{M}_{\pi(n)}$  است.

### 3- کاهش $Fm|no-wait|C_{max}$ به TSP

بر اساس استنباط فرعی 1 داریم

$$C_{\max}(\pi; no-wait) = \sum_{i=1}^m p_{i,\pi(1)} + \sum_{j=1}^{n-1} C_{\max}((\pi(j), \pi(j+1))) + \sum_{i=1}^m p_{i,\pi(n)} - \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n p_{ij}.$$

چون  $\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n p_{ij}$  به صورت ثابت است، با افزودن یک شغل مصنوعی 0 با  $p_{i0} = 0$  for  $i = 1, 2, \dots, m$ ، می باشد،  $Fm|no-wait|C_{\max}$  به TSP بر روی ماتریس فاصله ای  $(n+1) \times (n+1)$  کاهش می یابد که به صورت زیر تعریف می شود

$$d_{jk} = C_{\max}((j, k)) = C_{\max}((j, k); no-wait).$$

محققان (16 و 21) یک کاهش معادل را به TSP با ماتریس فاصله ای یافتند

$$D_{jk} = \max_{1 \leq i \leq m} \left[ \sum_{h=1}^i p_{hj} - \sum_{h=1}^{i-1} p_{hk} \right],$$

که معمولا در منابع زمان بندی (1 و 9، 15) دیده می شود.

### 3-3 ناهنجاری ها در زمان بندی عدم انتظار و عدم بیکاری

با توجه به دنباله  $\pi$  و طول زمانی آن، جداول زمان بندی متناظر با زمان های شروع شغل تعریف می شوند. از این روی فرض کنید که  $s_{ij}$  نشان دهنده زمان شروع شغل  $l$  در ماشین  $M_i$  باشد. اگرچه مدل هایی از زمان کل شکل 1 الف و 2 الف دارای سیکل ها و چرخه هایی هستند، همه  $s_{ij}$  ها را می توان در زمان

یافت که در زیر به ازای  $\pi = (1, 2, \dots, n)$  و  $Fm|no-wait|C_{max}$  نشان داده شده اند.  $O(mn)$

الگوریتم 1) یافتن یک زمان بندی عدم انتظار برای یک دنباله شغلی معین. فرض کنید که

به ازای  $s_{i0} = p_{i0} = s_{0i} = p_{0i} = 0$  و  $j = 1, 2, \dots, n$  باشد و  $i = 1, 2, \dots, m$

به ازای  $j = 1, 2, \dots, n$  داریم:

$$s_{mj} = \max(s_{m-1,j} + p_{m-1,j}, s_{m,j-1} + p_{m,j-1}) \text{ و } s_{ij} = \max(s_{i-1,j} + p_{i-1,j}, s_{i+1,j-1}) \text{ for } i = 1, 2, \dots, m-1,$$

به ازای  $i = m-1, m-2, \dots, 1$  set  $s_{ij} := \max(s_{ij}, s_{i+1,j} - p_{ij})$  است.

سپس  $J$  را در نظر بگیرید

چون مسئله  $Fm|prmu, no-idle|C_{max}$  برابر با  $Fm|no-wait|C_{max}$  می باشد، محاسبات

به ازای یک جدول زمان بندی بدون بیکاری به صورت یک تمرین در نظر گرفته می شود.  $s_{ij}$

وجود قوس هایی با اوزان منفی در شبکه های شکل 1 و 2 نشان می دهد که زمان کل را می توان با کند کردن پردازش شغل ها کاهش داد (1 و 12).

مثال 1: یک مغازه بدون انتظار سه ماشینی را با سه شغل در نظر بگیرید که توسط

$$p_{11} = 1, p_{21} = 1, p_{31} = 5, p_{12} = 2, p_{22} = 2, p_{32} = 2, p_{13} = 3, p_{23} = 3,$$

و  $p_{33} = 1$ . تعریف می شود.. زمان کل  $\pi = (1, 2, 3)$ ،

می باشد. به شکل 3 مراجعه کنید.  $p_{11} + p_{21} + p_{31} - p_{22} + p_{13} + p_{23} + p_{33} = 12$ ;

در صورتی که  $p_{22}$  از 2 تا 3 افزایش یابد، طول زمان کل از 12 به 11 کاهش می یابد.

M <sub>1</sub>	p <sub>11</sub>			p <sub>12</sub>		p <sub>13</sub>							
M <sub>2</sub>		p <sub>21</sub>				p <sub>22</sub>			p <sub>23</sub>				
M <sub>3</sub>					p <sub>31</sub>			p <sub>32</sub>				p <sub>33</sub>	
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12

شکل 3: نمودار زمان بندی عدم انتظار گانت برای مثال 1

مثال 2: یک فلوشاپ جایگشت بیکاری سه ماشینی را با سه شغل تعریف شده توسط  $p_{11} = 1$ ,  $p_{21} = 2$ ,  $p_{31} = 4$ ,  $p_{12} = 3$ ,  $p_{22} = 2$ ,  $p_{32} = 2$ ,  $p_{13} = 3$ ,  $p_{23} = 2$  و  $p_{33} = 1$  در نظر بگیرید.

زمان کل  $p = (1,2,3)$  به صورت C  $\max(p; \text{no-idle}) = p_{11} + p_{12} + p_{13} + p_{22} + p_{31} + p_{32} + p_{33} = 12$ ; در صورتی که P22 از 2 تا 3 افزایش یابد، طول کار از 12 به 11 کاهش می یابد.

ناهنجاری در زمان بندی عدم انتظار توسط عبودی و همکاران (1) طوری استفاده می شود که برای حل  $Fm|block|C_{\max}$  به کار گرفته می شود. از آن جا که  $Fm|no-wait|C_{\max}$  به TSP کاهش

می یابد، آن ها برای یافتن زمان بندی عدم انتظار توسط اولین اکتشاف TSP خوب پیشنهاد می شود. سپس تلاش هایی برای کوتاه کردن این زمان با افزایش در زمان پردازش شغلی صورت می گیرد. از این روی، فرض کنید که زمان های  $p_{ij}$  افزایش یابند و فرض کنید که  $C_{\max}(\pi; \text{no-wait}, x_{ij})$  زمان کل  $\pi$  با

افزایش زمان پردازش باشند. در 1 اثبات شده است که به ازای هر  $\pi$ ، یک  $x_{ij} \geq p_{ij}$  وجود دارد به طوری که  $C_{\max}(\pi; \text{no-wait}, x_{ij}) = C_{\max}(\pi; \text{block})$  می باشد. محققان (1) یک بهینه را با  $x_{ij}$

حل نمونه مسئله جریان هزینه حداقل تعریف شده بر روی یک شبکه مستقیم با گره های  $O(mn)$  یافته اند. شکل 1 الف نشان می دهد که بهینه را می توان با الگوریتم  $O(mn)$  ارایه شده در زیر برای

تعیین کرد. از این روی  $\pi = (1, 2, \dots, n)$  و  $e_{ij}$  و  $\ell_{ij}$  شغل  $i$  بر روی ماشین  $M_i$  تحت شرایط بلوک سازی قرار گرفته و از آن ها برای تعریف  $x_{ij}$  استفاده می کند.

الگوریتم 2) یافتن یک زمان بندی عدم انتظار با کاهش سرعت)

گام اول (اولین زمان بلوک بندی)

فرض کنید که  $e_{i0} = p_{i0} = e_{0j} = p_{0j} = 0$  به ازای  $i = 1, 2, \dots, m$  و  $j = 1, 2, \dots, n$  باشد

به ازای  $j = 1, 2, \dots, n$  داریم

تعیین کرده  $e_{ij} = \max(e_{i-1,j} + p_{i-1,j}, e_{i+1,j-1})$  را به ازای  $i = 1, 2, \dots, m - 1$

و  $e_{mj} = \max(e_{m-1,j} + p_{m-1,j}, e_{m,j-1} + p_{m,j-1})$ ; و سپس  $j$  را در نظر بگیرید.

مرحله 2: یافتن دیرترین زمان بلوک بندی

فرض کنید که  $l_{i,n+1} = l_{0j} = e_{mn} + p_{mn}$  به ازای  $i = 0, 1, \dots, m$  و  $j = 1, 2, \dots, n$  باشد

و به ازای  $j = n, n - 1, \dots, 1$  داریم

به ازای  $l_{ij} = \min(l_{i+1,j} - p_{ij}, l_{i-1,j+1})$  و  $l_{mj} = l_{m,j+1} - p_{mj}$

و سپس  $i = m - 1, m - 2, \dots, 1$  داریم.

مرحله 3: به ازای  $j = 1, 2, \dots, n$ ، فرض کنید که  $M_{ij}$  به صورت ماشینی باشد که  $e_{ij} = l_{ij}$  و

از این روی داریم



و اگر  $i \geq i_j$  و  $x_{ij} = e_{i+1,j} - e_{ij}$  و اگر  $i < i_j$  و  $x_{mj} = p_{mj}$ ,  $x_{ij} = l_{i+1,j} - l_{ij}$  است  $i \neq m$ .

قضیه 2: با توجه به  $\pi = (1, 2, \dots, n)$ ، الگوریتم 3، افزایش زمان پردازش  $x_{ij}$  را می یابد به طوری که  $C_{\max}(\pi; no-wait, x_{ij}) = C_{\max}(\pi; block)$  و  $\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n x_{ij}$  حداقل است.

M <sub>1</sub>	p <sub>11</sub>	p <sub>12</sub>		p <sub>13</sub>									
M <sub>2</sub>				p <sub>21</sub>	p <sub>22</sub>	p <sub>23</sub>							
M <sub>3</sub>					p <sub>31</sub>			p <sub>32</sub>	p <sub>33</sub>				
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12

شکل 4: نمودار گانت از جدول زمانی عدم بیکاری برای مثال 2

اثبات: به منظور تامین طول زمانی  $C_{\max}(p; block) = emn + pmn$  و حداقل  $\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n x_{ij}$  پردازش هر شغل  $j$  در بازه زمانی  $[l_{1j}, e_{mj} + p_{mj}]$  مطلوب است. تعریف  $x_{ij}$  در مرحله سوم منجر به  $C_{\max}(\pi; no-wait, x_{ij}) = C_{\max}(\pi; block)$  و  $\sum_{i=1}^m x_{ij} = e_{mj} + p_{mj} - l_{1j}$  به ازای  $j = 1, 2, \dots, n$  می شود.

مورد مربوط به مثال 1 را مجدداً در نظر بگیرید. الگوریتم 2  $x_{22} = 3$  را یافته و زمان های باقی مانده را به صورت ثابت فرض می کند. این منجر به  $C_{\max}(p; block) = 11$  می شود و هم چنین خواهیم داشت  $C_{\max}(p; no-wait, x_{ij}) = 11$ .

یک الگوریتم کم سرعت مشابه را می توان برای یافتن  $x_{ij} \geq p_{ij}$  پیشنهاد کرد به طوری که  $C_{\max}(\pi; no-idle, x_{ij}) = C_{\max}(\pi; busy)$  و  $\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n x_{ij}$  به صورت کمینه است.

وقتی که به مثال 2 مرجه شود، می توان گفت که  $x_{22} = 3$  به  $C_{\max}(p; \text{no-idle}, x_{ij}) = 11$  و  $C_{\max}(p; \text{busy}) = 11$  می انجامد.

### 3-4 کران های پایین و نمونه های خاص قابل حل

در اولین بخش از این زیر بخش ما  $F_{mjno-waitj}C_{\max}$  را در نظر می گیریم. مدل طول زمان نشان داده شده در استنباط فرعی 1 به ما امکان تعریف یک دنباله چند جمله ای  $\pi_{hi}$  و یک کران پایین تر  $L_{hi}$  را بر روی کوتاه ترین طول زمانی عدم انتظار برای هر جفت ماشین  $(M_h, M_i)$  نشان می دهد به طوری که  $h < i$  باشد.

الگوریتم 3 (یافتن  $L_{hi}$  و  $\pi_{hi}$ )

مرحله 1: دو ماشین مصنوعی A-B را به صورت سری با زمان  $a_k = \sum_{g=h}^{i-1} p_{gk}$  و  $b_k = \sum_{g=h+1}^i p_{gk}$  برای  $k = 1, 2, \dots, n$  تعریف کنید

مرحله 2: به ازای هر جفت شغل  $(r, s)$ ، یک شغل ساختگی 0 را با  $a_0 = \sum_{g=h}^{i-1} p_{gs}$  و  $b_0 = \sum_{g=h+1}^i p_{gr}$  تعریف کنید و از الگوریتم GG بر روی ماتریس فاصله ای

$D_{jk} = \max(a_k, b_j)$ , where  $j, k \in \{0, 1, \dots, n\}$  - و  $(n-1) \times (n-1)$

استفاده کنید تا دنباله مولفه  $\pi(r, s)$  را یافته و معادله زیر را محاسبه کنید:  $\{r, s\}$

$$C(r, s) = \sum_{g=1}^{h-1} p_{gr} + C_{\max}((r, \pi(r, s), s); \text{no-wait}, A, B) + \sum_{g=i+1}^m p_{gs}$$

مرحله 3:  $r^*$  و  $s^*$  را طوری بیابید که  $C(r, s)$  کمینه سازی شود و فرض کنید که  
 $L_{hi} = C(r^*, s^*)$  و  $\pi_{hi} = (r^*, \pi(r^*, s^*), s^*)$  باشد

چون محاسبات همه  $a_k$  و  $b_k$  نیازمند زمان  $O(mn)$  هستند، الگوریتم GG را باید  $n^2$  تکرار کرد به طوری که  $1 < h < i < m$  باشد و از این روی پیچیدگی کلی الگوریتم 3 به صورت  $O(\max(m, n^2 \log n)n)$  باشد. این به  $O(\max(m, n \log n)n)$  کاهش می یابد به خصوص زمانی که  $h = 1$  و  $i = m$  باشد و  $O(\max(m, \log n)n)$  به خصوص زمانی که  $h = 1$  و  $i = m$  باشد.

تعریف 1: می توان گفت که ماشین  $M_g$  به صورت زیر است.

(13)-1  $M_{g-1}$  با  $M_g$  غالب است و  $M_{g-1} \geq M_g$  می باشد اگر  $p_{g-1,k} \geq p_{gj}$  به ازای همه  $j \neq k$  باشد

2- تحت غالبیت ضعیف  $(M_{g-1}, M_{g+1}) \geq_w M_g, M_{g+1}, M_{g-1}$  باشد اگر  $\max(p_{g-1,k} - p_{gj}, p_{g+1,j} - p_{gk}) \geq 0$  به ازای همه  $j \neq k$  باشد.

توجه کنید که  $M_{g-1} \geq M_g$  به صورت  $(M_{g-1}, M_{g+1}) \geq_w M_g$  نشان داده می شود.

قضیه 3: به ازای هر دنباله شغلی  $\pi$  و  $C_{\max}(p; no-wait) P L_{hi}$  و  $0 < h < i < m$ ، اگر  $M_1$

و  $P M_2 P P M_h$  و  $(M_{g-1}, M_{g+1}) \geq_w M_g$  به ازای  $g = h + 1, h + 2, \dots, i - 1$  باشد

بهینه  $F_m | no-wait | C_{\max}$  به ازای  $\pi_{hi}$  باشد و از این روی  $M_i \geq M_{i+1} \geq \dots \geq M_m$  است.

اثبات: مشاهده کنید که دنباله  $\pi_{hi}$  به صورت کمینه سازی می شود

$$L_{hi}(\pi) = \sum_{g=1}^{h-1} p_{g,\pi(1)} + a_{\pi(1)} + \sum_{j=1}^{n-1} \max(a_{\pi(j+1)}, b_{\pi(j)}) + b_{\pi(n)} + \sum_{g=i+1}^m p_{g,\pi(n)}$$

چون به ازای هر  $\pi$  و  $j = 1, 2, \dots, n-1$  داریم

$$C_{\max}(\pi(j), \pi(j+1)) \geq \sum_{g=1}^h p_{g,\pi(j)} + \max(a_{\pi(j+1)}, b_{\pi(j)}) + \sum_{g=i}^m p_{g,\pi(j+1)}$$

بر اساس استنبط فرعی 1، و تعریف  $l_{hi}$  می توان داشت  $C_{\max}(p; \text{no-wait}) \geq L_{hi}(p)$

برای روابط غالبیت تعیین شده در قضیهف می توان معادله مساوی را در (1) داشت. از این روی  $C_{\max}$

$(p; \text{no-wait}) = L_{hi}(p)$  به ازای هر  $\pi$  و چون  $\pi_{hi}$  به صورت

$$L_{hi}(\pi), C_{\max}(\pi_{hi}; \text{no-wait}) = L_{hi}$$

نوشته می شود.

در ادامه این بخش، ما مسئله  $F_{mjprmu, \text{no-idle}} C_{\max}$  را در نظر میگیریم. فرض کنید که دنباله

الگوریتم جانسون به کار برده شده بر روی ماشین  $M_i$  و  $M_{i+1}$ ،  $i = 1, 2, \dots, m-1$  باشد. مدل

طول زمان نشان داده شده در زمان 2 منجر به نتیجه زیر می شود.

قضیه 4: به ازای هر دنباله شغلی،

$$C_{\max}(\pi; \text{no-idle}) \geq L = \sum_{i=1}^{m-1} C_{\max}(\pi_i; M_i, M_{i+1}) - \sum_{i=2}^{m-1} \sum_{j=1}^n p_{ij}$$

را در نظر بگیرید. در صورتی که

$$[\min(p_{hk}, p_{h+1,j}) - \min(p_{hj}, p_{h+1,k})] [\min(p_{ik}, p_{i+1,j}) - \min(p_{ij}, p_{i+1,k})] \geq 0$$

به ازای همه شغل ها  $j \neq k$  باشد و ماشین های  $M_i$  و  $M_{i+1}$  طوری باشند که  $1 \leq h < i < m$

آنگاه کران پایین تر  $L$  به صورت متناظر در نظر گرفته شده و  $F_{mjprmu, \text{no-idle}} C_{\max}$  به صورت چند

جمله ای قابل حل است.

اثبات: کران پایینی  $L$  در (12) نشان داده شده است. محاسبات آن مستلزم  $O(mn \log n)$  می باشد. به یاد داشته باشید که الگوریتم جانسون به کار برده شده در زمان های  $a_k$  و  $b_k$  یکی از رایج ترین دنباله های جانسون است که قاعده زیر در مورد آن صدق می کند:  $L$  در صورتی بر  $K$  مقدم است که  $\min(a_k, b_j) > \min(a_j, b_k)$  باشد. تحت شرایط در نظر گرفت شده در قضیه، دنباله  $\pi_h$  ممکن است از  $\pi_i$  در ترتیب شغل های  $k$  و  $j$  متفاوت است که برای آن  $[\min(p_{ik}, p_{i+1, j}) \min(p_{hj}, p_{h+1, k})] [\min(p_{ik}, p_{i+1, j}) \min(p_{hj}, p_{h+1, k})] = 0$  است. با تجزیه این معادلات همه  $\pi_i$  را می توان به یک دنباله جانسون  $\pi^*$  تبدیل کرد که به ازای همه  $(M_i, M_{i+1})$  بهینه بوده و شرط  $C_{\max}(\pi^*; \text{no-idle}) = L$  را برقرار می کند. لازم به ذکر است که بر خلاف  $F_{mjprmu, \text{no-idle}} | C_{\max}$ ، بهینگی  $\pi^*$  به ازای  $(M_i, M_{i+1})$ ، تضمین کننده بهینگی  $\pi^*$  در  $F_{mjprmu} | C_{\max}$  نیست. مورد ویژه قابل حل  $F_{mjprmu, \text{no-idle}} | C_{\max}$  ارایه در قضیه 4، مورد خطا در قضیه 4 از 12 تصحیح می کند.

#### 4- ملاحظات نهایی

روش مورد استفاده برای مدل سازی زمان کل در زمان بندی عدم انتظار و عدم بیکاری را می توان برای مغازه های ترکیبی پیاده سازی کرد. به این ترتیب مسئله  $F_{mjblock(1,2), \text{no-wait}} | C_{\max}$  را در نظر بگیرید به طوری که ذخیره ای بین  $M_1$  و  $M_2$  وجود نداشته باشد و از این روی شرایط عدم انتظار بایستی توسط ماشین های دیگر در نظر گرفته شوند. وقتی که قوس ها با اوزان منفی  $-P_{2j}$  از شکل 1 الف حذف شود، طول مسیر بحرانی در شبکه حاصله، کل زمان متناظر است. به ویژه این نشان می دهد که هر دو  $F_{3jblock(1,2), \text{nowait}(2,3)} | C_{\max}$  and  $F_{3jno-wait(1,2), block(2,3)} | C_{\max}$  به  $F_{3jblock} | C_{\max}$  کاهش می یابد. از این روی آن ها ان پی هارد هستند و از این روی می توان به قضایای 2 و 3 در 9 مراجعه کرد.

کران پایین  $L$  فراتر از ایده اکتشاف سازنده برای حل  $Fm_jprmu, no-idlejCmax$  (11) می باشد که عملکرد بهتری از اکتشاف های قبلی دارد. ما بر این باوریم که توالی های  $\pi_{hi}$  را می توان برای توسعه یک اکتشاف سازنده  $Fmjno-waitjCmax$  مورد استفاده قرار داد که حل آن یک دنباله اولیه برای فرا اکتشافی هاست. ما بر این باوریم که کران پایین  $L$  و  $L_{hi}$  کاربرد هایی در توسعه الگوریتم های کران و شاخه موثر دارند.

ما روابط دو گانه ای را شناسایی کردیم که بین  $Fmjprmu, no-idlejCmax$  و  $Fmjno-waitjCmax$  و  $Fmjprmu, busyjCmax$  و  $FmjblockjCmax$  وجود دارند. تحقیقات آینده برای کشف و بررسی بهتر دوگانگی ها لازم است. امید داریم که مسئله نظری جدید  $Fmjprmu, busyjCmax$  زمان بندی مغازه کار های واقعی معتبر باشند.



این مقاله، از سری مقالات ترجمه شده رایگان سایت ترجمه فا میباشد که با فرمت PDF در اختیار شما عزیزان قرار گرفته است. در صورت تمایل میتوانید با کلیک بر روی دکمه های زیر از سایر مقالات نیز استفاده نمایید:

لیست مقالات ترجمه شده ✓

لیست مقالات ترجمه شده رایگان ✓

لیست جدیدترین مقالات انگلیسی ISI ✓

سایت ترجمه فا ؛ مرجع جدیدترین مقالات ترجمه شده از نشریات معتبر خارجی