

زمانبندی سیستم های تولید چابک^۱

محمد مهدی سپهری - دانشگاه تربیت مدرس تهران

فریدون خرازی - دانشگاه تربیت مدرس تهران

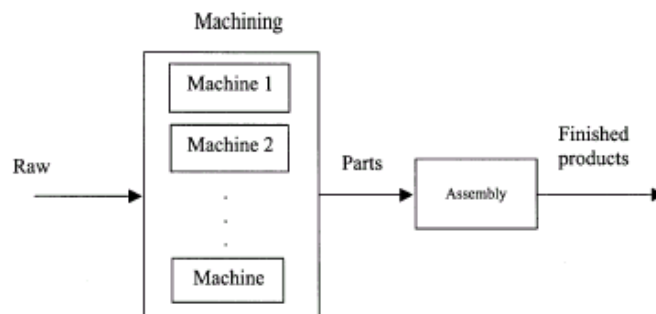
چکیده:

تولید محصولات سفارشی در زودترین زمان و پایین ترین هزینه یکی از اهداف سیستم های تولیدی انعطاف پذیر می باشد. یک فرآیند تولیدی معمولاً از دو بخش تولید (ماشین کاری) و مونتاژ تشکیل شده است. یکی از مهمترین پارامترهای سیستم های تولیدی انعطاف پذیر، زمانبندی بهینه تولید و مونتاژ محصولات می باشد.

در این مقاله ضمن تعریف مسئله زمانبندی تولید و مونتاژ تولید، براساس مدل برنامه ریزی عدد صحیح، مسئله مدلسازی می گردد. سپس الگوریتمی هیورستیک در دو مرحله برای حل آن توسعه داده می شود. برای ارزیابی میزان کارایی الگوریتم هیورستیک، کران پایین برای مسئله تعریف و جواب حاصله با آن مقایسه می گردد و در انتها دیده می شود که الگوریتم هیورستیک ارائه شده در بیشتر مسائل تصادفی تولید شده، جواب بهینه یا نزدیک به بهینه (با اختلاف زیر ۲/۵ درصد) را تولید می کند.

۱- تعریف مسئله

فرآیند تولیدی شامل m ماشین مختلف در مرحله تولید (ماشین کاری) و یک تجهیز مونتاژکاری در مرحله مونتاژ می باشد. (همانند شکل ۱) در مرحله تولید (ماشین کاری) هدف زمانبندی تخصیص قطعات و زیرمجموعه های مونتاژی (توالی عملیات) به ماشین ها می باشد و در مرحله مونتاژ هدف بدست آوردن ترتیبی است که قطعات و زیرمجموعه های مونتاژی مونتاژ می گردند.

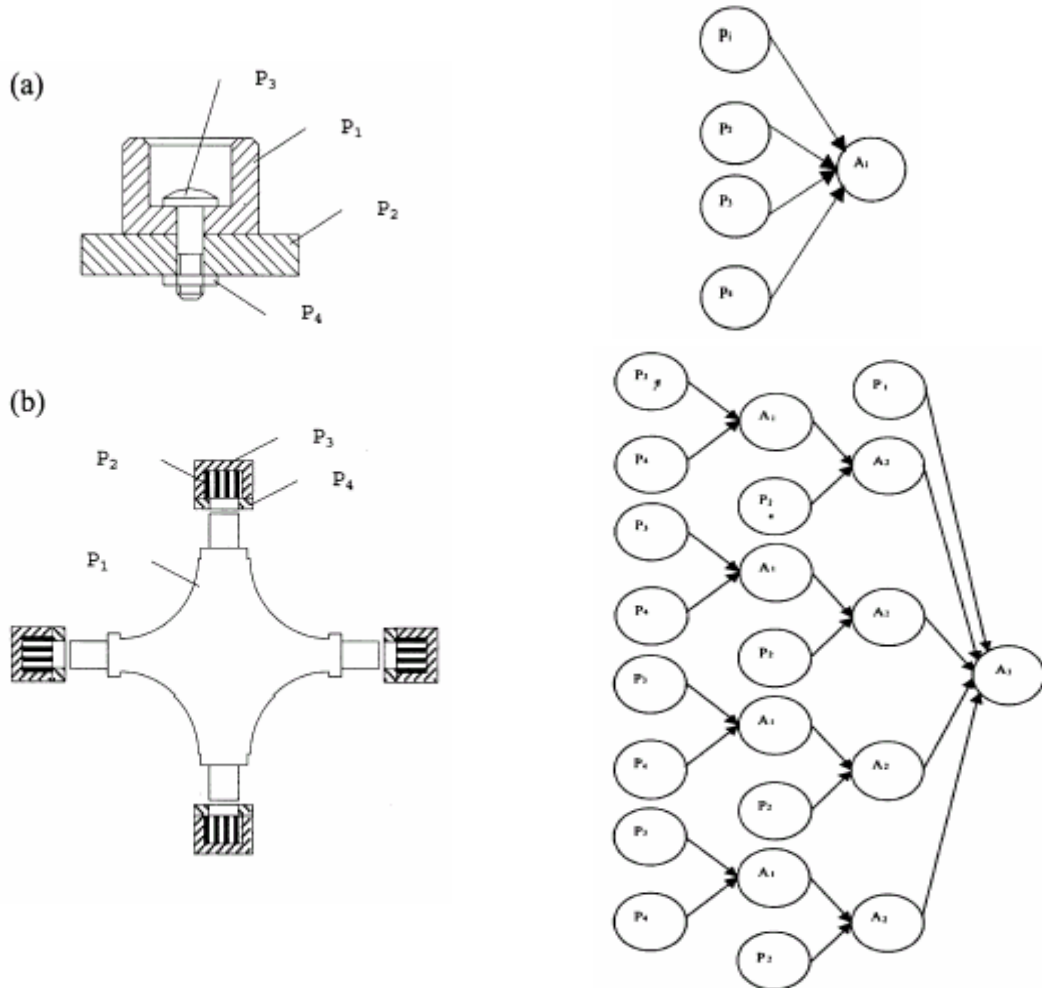


شکل ۱- ساختار عمومی سیستم های تولیدی

در این تحقیق توالی عملیات مونتاژی محصول به صورت یک گراف (G) نشان داده می شود. در گراف G، هر گره نشان دهنده یک قطعه یا یک زیر مونتاژ/مونتاژ می باشد و سویه ها نشان دهنده روابط پیش نیازی میان گره ها می باشند. هر گره ای که درجه آن یک باشد نشان دهنده یک قطعه و گره های دارای درجات (تعداد ورودی ها به گره بیش از یک باشد) یک مرحله زیرمونتاژی / مونتاژی می باشد.

^۱ - Agile Manufacturing Systems Scheduling

شماره گذاری گره ها به صورت زیر می باشد :
مقدار ۱ به گره ریشه (مونتاژ نهایی) داده می شود و به صورت برگشت به عقب از گره ریشه و افزایش واحد به هر کدام از گره های دیگر عددی اختصاص داده می شود.
مثالی از یک گراف جهت دار تولیدی / مونتاژی در شکل شماره ۲ نشان داده شده است.



شکل ۲- مثال (a) یک محصول با گراف ساده و (b) یک محصول با گراف پیچیده

گراف جهت دار مونتاژ در دو دسته ساده (simple) و پیچیده (complex) دسته بندی می شوند. در یک گراف ساده در هر سطح مونتاژی حداکثر یک گره زیرمونتاژی وجود دارد [شکل (a) ۲]. یک گراف جهت دار ساده یک توالی خطی از یک محصول می باشد. در یک گراف پیچیده بیش از یک گره زیرمونتاژی وجود دارد. [شکل (b) ۲].
براساس این تعاریف از توالی مونتاژی، سه نوع مدل تولیدی تعریف می گردد.

(a) تولید یک محصول تکی با توالی مونتاژی ساده

(b) تولید یک محصول با توالی مونتاژی پیچیده

(c) تولید N محصول

بر اساس این سه نوع مدل تولیدی مسئله زمانبندی G_S برای زمانبندی تک محصول و G_C برای زمانبندی N محصولی تعریف می گردد.

۲- مروری بر روش های حل توسعه یافته برای مسائل زمانبندی

مسائل زمانبندی G_S از نوع مسائلی می باشند که اصطلاحاً "NP-hard" نامیده می شوند. در این نوع مسائل فضای جستجو برای بدست آوردن جواب بهینه و زمان حل آن با افزایش تعداد محصولات با مراحل انجام بسیار سریع افزایش می یابد (نمایی، فاکتوریل، توانی و ...)، روش های حل ارائه شده برای حل مسائل NP-hard در چهار گروه اصلی زیر دسته بندی می شوند:

- ۱- روش های تحقیق در عملیات OR
- ۲- روش های جستجوی تصادفی همانند الگوریتم ژنتیک، جستجوی ممنوع و شبیه سازی بازپخت
- ۳- شبکه های عصبی
- ۴- تلفیق گروه های ۱ و ۲ و ۳

برنامه ریزی ریاضی یک نقش کلیدی را در مدلسازی و تست الگوریتم های حل مسائل زمانبندی ایفا می کند. Blazewicz و همکاران ایشان تحقیق (survey) [18] در مورد فرموله کردن ریاضی مسائل زمانبندی تک ماشینی، ماشین های موازی و Job shop ارائه کرده اند. روش های سنتی تحقیق در عملیات نیز برای حل مسائل زمانبندی بر پایه متدهای جستجو شاخه و کران (Branch & Bound) طرح ریزی شده است. [۱۹ و ۱۳ و ۳] روش شاخه و کران، مسائل زمانبندی را در یک زمان نمایی حل می کنند. برای بهبود کارایی این روش معمولاً از قواعد تسلط بعضی پاسخ ها بر پاسخ های دیگر، که از حالات خاص خود مسئله استنباط می گردد، جهت تقلیل فضای جستجوی مسئله استفاده می گردد. [13]

در روش های جدید OR برای کاهش پیچیدگی مسائل زمانبندی از تکنیک های Relaxation لاگرانژ استفاده می گردد که مسئله را به چند زیرمسئله کوچک تر، که حل آنها آسان تر می باشد، تجزیه می کند. [24,23,22,21] امروزه از تکنیک های جستجوی تصادفی همانند الگوریتم ژنتیک، شبیه سازی بازپخت [28,27] و جستجوی ممنوع [30,29,27] نیز برای حل مسائل پیچیده زمانبندی استفاده می گردد. همچنین الگوریتم های تلفیقی (Hybrid) از تکنیک های فوق نیز برای حل این مسائل توسعه داده شده اند. [26]

شبکه های عصبی مصنوعی (ANN) گزینه دیگری برای تکنیک های سنتی OR، برای حل مسائل زمانبندی می باشد. روش های شبکه عصبی مصنوعی زیر برای حل مسائل زمانبندی توسعه داده شده اند.

- ۱) شبکه های هاپفیلد (Nopfield Network) [35,34,33,32,31]
- ۲) شبکه های رقابتی (Smpetitive Network) [38,37,36]
- ۳) شبکه های پس انتشار (Back propagation Network) [42,41,40,39]

بیشتر الگوریتم های ANN براساس شبکه های هاپفیلد طراحی گردیده اند. از معایب بکارگیری شبکه های عصبی برای حل مسائل زمانبندی، زمان حل زیاد آن می باشد. الگوریتم های تلفیقی از ANN و شبیه سازی بازپخت برای خارج شدن از نقاط بهینه محلی و همگرا شدن به سمت جواب بهینه جهانی ارائه گردیده است. همچنین الگوریتمی تلفیقی Relaxation لاگرانژ برای برنامه ریزی عدد صحیح و شبکه های عصبی مصنوعی برای حل مسئله حداقل زمان دیرکرد و زودکرد وزنی در Job shop توسعه داده شده است. [44,43]

۳- توسعه روشی (متد):

در این بخش ضمن مدلسازی مسئله، متد حل مسئله در دو قسمت توسعه داده خواهد شد. در قسمت اول روشی کارا برای حل مسئله زمانبندی توسعه داده خواهد شد و در قسمت دوم روشی برای ارزیابی میزان کارایی جواب حاصله از مدل توسعه داده، ارائه خواهد شد.

۳-۱- توسعه روش حل:

مسئله G_S حالتی خاص از G_C می باشد. برای حل مسئله G_S ابتدا الگوریتمی برای حل مسئله G_S (مدل تک محصولی) توسعه داده می شود و سپس این الگوریتم برای مسئله G_C بسط داده می شود. نوتاسیون های زیر برای مدلسازی مسئله G_S تعریف می گردند.

شاخص شماره قطعه = i

شاخص شماره ماشین = j

شاخص سطح مونتاژی = $+$

حداکثر سطح مونتاژی = L

n_+ = تعداد کل قطعات مونتاژی در سطح مونتاژی = $1 \dots L$

حداکثر تعداد قطعات در تمامی سطوح مونتاژی = $n_{\max} = \max_{1 \leq + \leq L} n_+$

$p_i^+ = 1 \dots L$ و $t_i = 1 \dots n_+$ امین قطعه در سطح مونتاژی $+$

$t_i^+ = 1 \dots L$ و $n_+ = 1 \dots n_+$ زمان ماشین کاری قطعه i ام در سطح مونتاژی $+$

$T^+ = \max_{1 \leq i \leq n_+} p_i^+ \{ t_i^+ \}$ طولانی ترین زمان ماشین کاری قطعات در سطح مونتاژی $+$

$A_+ t^+ = A_+$ زمان مونتاژی / زیر مونتاژی $+$ و $1 \dots L$

t^+ ماکزیمم زمانی که تمام قطعات و زیرمجموعه های مونتاژی اتمام یابند (قبل از مونتاژ نهایی)

اگر قطعه I در مرحله مونتاژی $+$ به ماشین j تخصیص داده شود.
در غیر اینصورت،

۳-۲- حل مسئله زمانبندی G_s

مدل زمانبندی تک محصولی GS به صورت زیر مدلسازی برنامه ریزی صفر-یک می گردد.

$$\text{Minimize } t \quad (1)$$

$$\text{Subject to } \sum_{i=1}^{n_l} t(P_i^l) x_{ij}^l \leq t, \quad j = 1, \dots, m, \quad (2)$$

$$\sum_{j=1}^m x_{ij}^l = 1, \quad i = 1, \dots, n_l, \quad l = 1, \dots, L, \quad (3)$$

$$\sum_{k=1}^L \sum_{i=1}^{n_l} t(p_i^l) x_{ij}^l \leq t - \sum_{k=2}^l t(A_k), \quad j = 1, \dots, m, \quad l = 2, \dots, L. \quad (4)$$

$$x_{ij}^l = 0 \quad \text{or} \quad 1, \quad \text{for } l = 1, \dots, L, i = 1, \dots, n_l, \quad j = 1, \dots, m, \quad (5)$$

تابع هدف در این مسئله حداقل کردن زمان اتمام کل سیستم مونتاژ می باشد. محدودیت شماره (۲) تضمین می کند که زمان کل ماشین کاری قطعات تخصیص یافته به هر ماشین نتواند بزرگتر از کل زمان خاتمه گردد. محدودیت شماره (۳) تضمین می کند که یک قطعه تنها به یک ماشین تخصیص یابد. محدودیت شماره (۴) تضمین می کند که مونتاژ / مونتاژ نهایی تا زمانی که تمام قطعات در دسترس نباشند، نتواند شروع شود. محدودیت شماره (۵) قید صفر - یک بودن متغیرهای تصمیم گیری x_{ij}^l می باشد. بعد از حل مسئله از طریق مدل بالا، زمان اتمام کل سیستم (MakeSpan)

C_{\max} برابر خواهد بود با $(A_1)t + t$

قابل ذکر است که مسئله زمانبندی G_s حالت خاصی از مسئله زمانبندی ماشین های موازی با محدودیت وهدف حداقل کردن C_{\max} می باشد که در بدترین حالت در زمان Pseudo - ploynomial حل می گردد. به همین علت در بدترین حالت مسئله تعریف شده قبل در زمان Pseudo-polynomial قابل حل می باشد.

۳-۳- حل مسئله زمانبندی G_C

یک مسئله تک محصولی با توالی عملیات پیچیده به یک مسئله زمانبندی G_C تبدیل می شود. مسئله زمانبندی G_C به صورت عمومی می توان آن را یک مسئله جریان کارگاهی مونتاژی ۳ ماشین در نظر گرفت (3machine assembly type flow shop (3MAF)). [13]

اگر $m=2$ و G_C از اتصال n گراف جهت دار ساده که هر کدام تنها دو قطعه متصل به گره مونتاژ نهایی مجازی داشته باشد، مسئله به صورت یک 3MAF درمی آید که Lee و همکارانش نشان داده اند که این مسئله 3MAF یک مسئله NP-complete می باشد. [13] بدلیل پیچیدگی و حجم محاسبات و زمان مورد نیاز زیاد برای حل آن یک الگوریتم با جواب کارای نزدیک بهینه برای مسائل بزرگ توسعه داده می شود. این الگوریتم از دو مرحله اصلی تشکیل گردیده است :

در مرحله اول یک الگوریتم هیورستیک برای بدست آوردن جواب کلی مسئله با استفاده از قضیه شماره ۲ ارائه شده توسط Kusiak [1] ارائه می گردد. به صورت عمومی یک جواب کلی مسئله زمانبندی حاصله از قضیه شماره ۲ معمولاً به صورت توالی زیر نمایش داده می شود :

$$S(G_C) = \{g_1, g_2, \dots, g_k, A_1\}$$

که در آن A_1 ، گره ریشه (مونتاژ نهایی) در گراف جهت دار G_C می باشد و g_k نشان دهنده یک گره قطعه در گراف ساده شامل گره قطعات و یر مونتاژها می باشد.

از این توالی بهینه کلی، یک گراف با گره ریشه A_1 ایجاد می گردد. در این گراف ساده، g_1 نشان دهنده گره قطعه و مونتاژی در بیشترین سطح مونتهژی و g_k نشان دهنده گره قطعه و مونتاژی در پایین ترین سطح مونتاژی می باشد. بعد از ایجاد یک گراف ساده معادل با توالی بهینه کلی، مدلسازی برنامه ریزی صفر-یک صحیح قبلی برای بدست آوردن یک زمانبندی بهینه گراف ساده $S(G_C)$ حل می گردد. الگوریتم ابتکاری برای حل مسئله زمانبندی G_C در ادامه ارائه می گردد.

- الگوریتم هیورستیک ۱ (Heuristic Algorithm1 HA1)

قدم ۱: یک زمانبندی کلی بهینه G_C (برای گراف پیچیده G_C را با استفاده از قضیه شماره ۲ Kusiak بدست آورید.

قدم ۲: یک گراف ساده G_C (از $S(G_C)$ بدست آورید.

قدم ۳: مدل برنامه ریزی صفر-یک برای GS آمده در قدم ۲ حل کنید.

- حل مسئله زمانبندی N- محصولی

در مسئله N- محصولی می بایستی زمانبندی N محصول به صورت همزمان در نظر گرفته شود. در حل مسئله زمانبندی N- محصولی، توالی مونتاژی یک محصول می تواند هم به صورت یک گراف ساده یا یک گراف پیچیده باشد. برای حل مسئله زمانبندی N- محصولی، ابتدای گره مونتاژی نهایی کلیه محصولات با یک گره مونتاژ نهایی A_d (به صورت مجازی) اتصال داده می شوند و حل مسئله زمانبندی N- محصولی به یک مسئله معادل زمانبندی G_C تبدیل می گردد. در شکل شماره ۳ این تبدیل گراف جهت دار N محصولی به یک گراف پیچیده جهت دار نشان داده شده است.

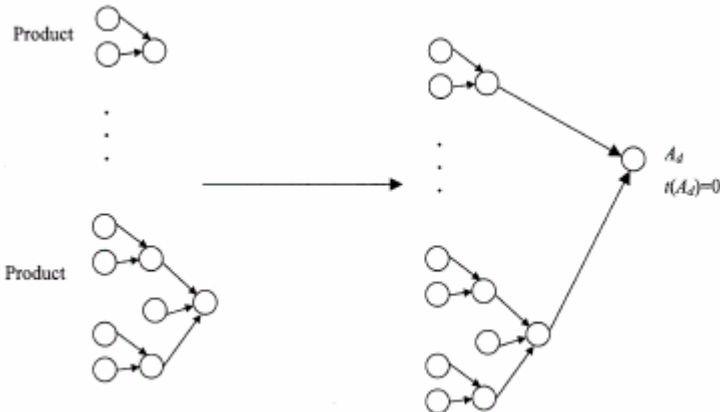
الگوریتم هیورستیک برای حل مسئله زمانبندی - محصولی در ادامه آمده است.

- الگوریتم ابتکاری شماره ۲ (Heuristic Algorithm2 HA2)

قدم ۱: یک گراف جهت دار را از طریق اتصال گره های مونتاژی N محصولی به یک گره مجازی نهایی A_d ایجاد کنید. = ۰

$t(A_d)$

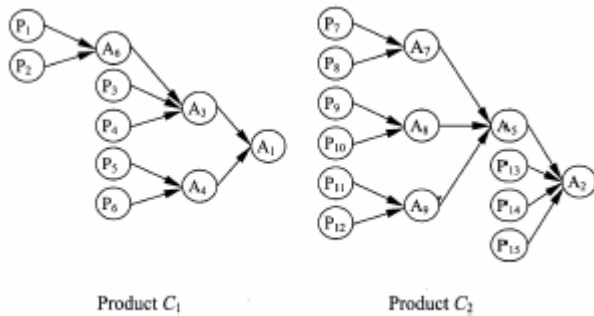
قدم ۲: الگوریتم HA1 را برای حل مسئله زمانبندی GC حاصله از قدم ۱ بکار گیرید.



شکل ۳ - تبدیل گراف یک مسئله N -
محصولی به یک گراف ساده تک محصولی

در ادامه یک مثال برای تشریح بهتر این روش های ابتکاری ارائه گردیده است.
- مثال :

دو محصول C_1 و C_2 را که باید در یک سیستم تولیدی، ساخته شوند در نظر بگیرید. در این مثال دو ماشین برای ساخت ($m=2$) و یک تجهیز مونتاژی در مرحله مونتاژ در نظر گرفته شده است. توالی مونتاژی این دو محصول در شکل شماره ۴ نشان داده شده است. زمان های ساخت و مونتاژ این دو محصول در جدول شماره ۱ نشان داده شده است. هدف این مسئله زمانبندی تخصیص قطعات با ماشین آلات در مرحله ماشین کاری (توالی فرآیندها) در هر ماشین می باشد. برای حل این مسئله ۲ محصولی از الگوریتم HA2 استفاده می گردد.

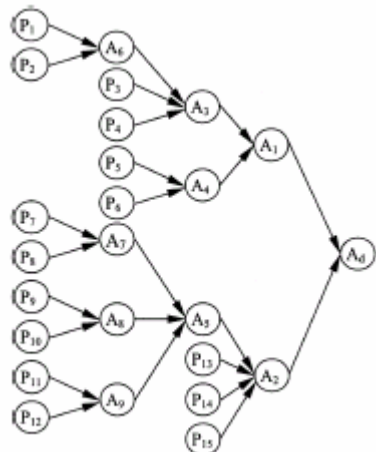


شکل ۴ - نمایش گراف جهت دار توالی مونتاژ
محصول C_2, C_1

بکارگیری الگوریتم HA2

قدم ۱: گره های مونتاژی A_1 و A_2 را به گره مجازی A_d با $t(A_d) = 0$ متصل کنید.
گراف حاصله در شکل شماره ۵ نشان داده شده است.

قدم ۲: الگوریتم HA_1 را برای حل مسئله زمانبندی گراف جهت دار پیچیده شکل ۵ بکار بگیرید.



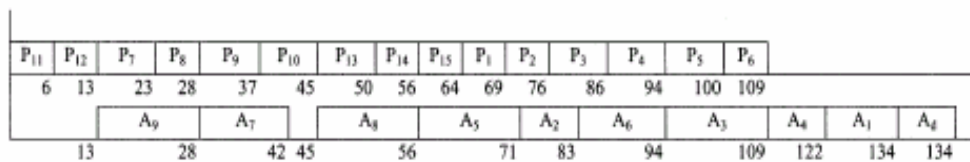
شکل ۵ - گراف ترکیبی محصول C_2, C_1

جدول ۱- زمانهای ماشین کاری و مونتاژ قطعات

Part	P_1	P_2	P_3	P_4	P_5	P_6	P_7	P_8	P_9	P_{10}	P_{11}	P_{12}	P_{13}	P_{14}	P_{15}
Machining Time	5	7	10	8	6	9	10	5	9	8	6	7	5	6	8
Subassembly	A_1	A_2	A_3	A_4	A_5	A_6	A_7	A_8	A_9	-	-	-	-	-	-
Asembly Time	12	12	15	13	15	11	14	11	15	-	-	-	-	-	-

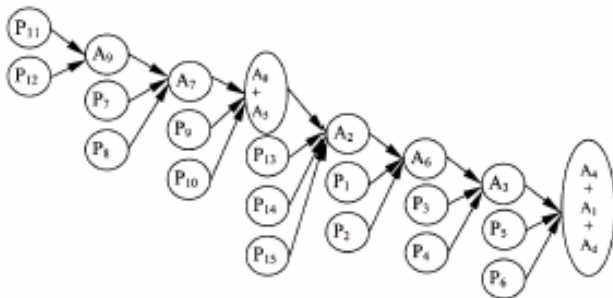
بکارگیری الگوریتم HA1

قدم ۱: قضیه شماره ۱ Kusiak را برای گراف جهت دار حاصله از قدم ۱، HA_2 بکار بگیرید. جواب بهینه کلی حاصله $S(G_C)$ به صورت زیر می گردد.
گانت چارت حاصله از این توالی به صورت شکل شماره ۶ درمی آید.



شکل ۶- گانت چارت زمانبندی کلی

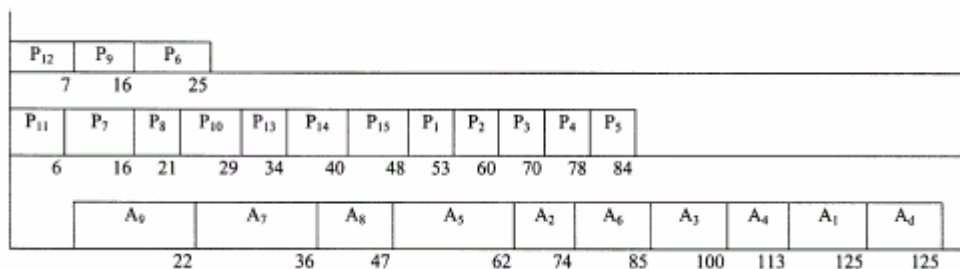
قدم ۲: براساس ترتیب قطعات و زیرمونتاژهای توالی $S(G_C)$ حاصله از قدم ۱، HA_1 گراف ساده ای به صورت شکل شماره ۷ بدست می آید.



شکل ۷- گراف ساده جهت دار گانت چارت شکل ۶

قدم ۳: مدل برنامه ریزی صفر-یک شکل ۷، به صورت گانت چارت شکل ۸

شکل ۸- گانت چارت زمانبندی بدست آمده



۳-۴- توسعه یک کران پایین (Lower Bound) LB

روش استاندارد برای ارزیابی کارایی یک الگوریتم هیورستیک مقایسه پاسخ الگوریتم هیورستیک با کران پایین بدست آمده از روش بهینه سازی می باشد. به همین دلیل یک کران پایین قوی برای C_{max} در این مقاله ایجاد گردیده است. بدین منظور دو کران بالا برای مسئله ایجاد می گردد و ماکزیمم آنها به عنوان کران پایین مسئله انتخاب می گردد. اولین کران پایین با این ایده که گره زیر مونتاژ نهایی نمی تواند شروع شود مگر آنکه تمامی قطعات آن مرحله ماشین کاری آنها تام شده باشد، بدست می آید، برای مثال در شکل ۴ گره های A_4, A_6, A_7, A_8, A_9 [گره های زیرمونتاژی نهایی هستند زیرا تمامی گره ها و ماقبل آنها گره های قطعات می باشند.

فرض کنید NA مجموعه گره های زیر مونتاژ نهایی و $i \in NA$ ، T_i^{max} ماکزیمم زمان عملیات قطعات زیرمجموعه مونتاژی نهایی گره A_i در مرحله ماشین کاری باشد. برای هر محاسبه می گردد.

$$T_i^{max} = \left\{ \begin{array}{l} \max_{1 \leq s \leq n_i} \{t(p_s^i)\}, \quad \text{if } n_i \leq m, \\ \max \left\{ \max_{1 \leq s \leq n_i} \{t(p_s^i)\}, \left[\frac{\sum_{s=1}^{n_i} t(p_s^i)}{m} \right] \right\}, \quad \text{if } n_i > m \end{array} \right\} \quad (7)$$

بدین ترتیب اولین کران پایین LB_1 به صورت زیر محاسبه می گردد.

$$LB_1 = \min_{i \in NA} \{T_i^{max}\} + \sum_{l=0}^K t(A_l) \quad (8)$$

به منظور توسعه کران پایین دوم LB_2 برای هر گراف جهت دار G یک مسیر امکانپذیر به گره مونتاژی نهایی $[P]$ به صورت یک مسیر، از هر گره زیرمونتاژی که هیچ گره قطعه مابعد آن نباشد، به گره مونتاژی نهایی در گراف جهت دار G تعریف می گردد. برای یک مقدار m داده شده و گراف جهت دار C ، کران پایین C_{max} زمانبندی تولیدی به صورت زیر محاسبه می گردد.

$$LB_2 = \left[\frac{\sum_{l=1}^L \sum_{i=1}^{n_i} t(P_i^L)}{m} \right] + \min_{\text{forall } p} \left\{ \sum_{i \in SUB_p} t(A_i) \right\}$$

بدین ترتیب کران پایین مسئله به صورت زیر محاسبه می گردد.

$$LB = \max\{LB_1, LB_2\} \quad (10)$$

برای مثال کران پایین LB_1 برای شکل ۵ و $m=2$ به صورت زیر محاسبه می گردد.

$$LB_1 = 7 + 118 = 125$$

کران پایین LB_2 در گراف شکل ۵ و $m=2$ به صورت زیر محاسبه می گردد. مجموعه مسیرهای امکانپذیر به گره مونتاژی

$$(A_2 \rightarrow A_d) \text{ و } (A_4 \rightarrow A_1 \rightarrow A_d) \text{ و } (A_3 \rightarrow A_1 \rightarrow A_d)$$

می باشد. بدین ترتیب با $m=2$ کران پایین به صورت زیر محاسبه می گردد:

$$LB_2 = 54.5 + 12 = 67.5$$

بدین ترتیب LB نهایی به صورت زیر محاسبه می‌گردد:

$$LB = \max\{125, 67.5\} = 125$$

که در این کران پائین مساوی جواب حاصله از حل هیورستیک مسئله می‌باشد. به عبارت دیگر جواب حل هیورستیک بهینه است.

۴- نتایج محاسباتی

به منظور ارزیابی کارایی الگوریتم هیورستیک توسعه داده شده در این مقاله از داده‌های آزمایشی برای تست آن استفاده می‌گردد. بدین منظور ۱۶ نوع مسئله با توالی عملیات مختلف تولید گردیدند. برای هر نوع مسئله تست ۱۰ مثال تصادفی شامل توالی مونتاژی، تعداد قطعات، تعداد زیرمونتاژها، سطوح مونتاژی و زمان ماشین‌کاری و زمان مونتاژی به صورت تصادفی با یک PC تولید گردید. نتایج حاصله برای هر نوع از مسائل فوق در جدول شماره ۲ آمده است.

همانگونه که در این جدول مشاهده می‌گردد، میزان اختلاف جواب الگوریتم هیورستیک، کران پائین، در مسائل تست، کم و در بدترین حالت ۲/۵ درصد اختلاف وجود دارد و در بیشتر حالات این مقدار اختلاف صفر است یا به عبارت دیگر جواب الگوریتم هیورستیک یا بهینه می‌باشد و یا درحالات با اختلاف غیر صفر بسیار نزدیک به بهینه می‌باشد.

شماره مسئله	C_{\max}^H الگوریتم هیورستیک	LB برای C_{\max}	$\left(\frac{C_{\max}^H - LB}{C_{\max}^H}\right) 100\%$
1	73	73	0.00
2	80	78	2.50
3	136	136	0.00
4	136	135	0.74
5	116	114	1.72
6	114	112	1.75
7	33	33	0.00
8	34	34	0.00
9	55	54	1.85
10	58	57	1.75
11	75	75	0.00
12	75	75	0.00
13	104	104	0.00
14	168	168	0.00
15	156	156	0.00
16	116	114	1.72

جدول ۲- مقایسه با
کران پایین

۵- جمع‌بندی

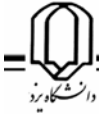
تولید محصولات سفارشی در بازارهایی که به سرعت تغییر پیدا می‌کنند در کمترین زمان و پائین‌ترین هزینه یکی از اهداف تولید چابک می‌باشد. سیستم تولید چابک از دو بخش تولید (ماشین‌کاری) و مونتاژ تشکیل شده است. در ادبیات موضوع زمانبندی جامع این نوع سیستم‌های تولید، کارهای بسیار کمی صورت گرفته است.

در این مقاله، زمانبندی سیستم‌های تولید چابک برای محصولات مونتاژی مورد بررسی قرار گرفت. توالی مراحل تولید (ماشین‌کاری) و مونتاژی به صورت یک گراف جهت‌دار نمایش داده شد. در مسئله زمانبندی ما بدنبال ترتیب (توالی) از انجام کارها می‌باشد که هدف حداکثر زمان خاتمه تولید و مونتاژ کلیه محصولات (C_{max}) را حداقل کند.

برای حل این مسئله بهینه‌سازی، ابتدا مدل به صورت یک برنامه‌ریزی صفر-یک مدلسازی گردید سپس یک الگوریتم هیورستیک دو مرحله‌ای برای حل مسئله زمانبندی بک مصولی (G_S) در محیط تولید چابک ارائه گردید که این مدل برای مسئله زمانبندی N-مصولی (G_C) نیز توسعه داده شد.

برای ارزیابی کارایی الگوریتم هیورستیک نیز با استفاده از خواص ذاتی مدل کران پائینی برای مسئله معرفی گردید. نتایج تست مسائل نمونه نشان می‌دهد که این الگوریتم هیورستیک دو مرحله جواب بهینه و یا نزدیک به بهینه را تولید می‌نماید.

- [1] Kusiak A. Aggregate scheduling of a flexible machining and assembly system. *IEEE Trans Robotics Automat* 989;5(4):451}9.
- [2] Hunsucker JL, Shah JR. Comparative performance analysis of priorityrules in a constrained fow shop with multiple processors environment. *Eur J Oper Res* 1994;72:102}14.
- [3] David He, Astghik Babayan, Andrew Kusiak, "Scheduling manufacturing systems in an agile environmen", *Robotics and Computer Integrated Manufacturing* 17 (2001)
- [4] Brah SA, Hunsucker JL, Shah JR. Mathematical modeling of scheduling problems. *J Inform Optim Sci* 1991;12:113}37.
- [5] Gupta JND. Two-stage hybrid fowshop scheduling problem. *J Oper Res Soc* 1988;34(4):359}64.
- [6] Sriskandarajah C, Sethi SP. Scheduling algorithms for felexible fowshop: worst and average case performance. *Eur J Oper Res* 1989;43(2):143}60.
- [7] Gupta JND, Tunc EA. Schedules for a two-stage hybrid fowshop with parallel machines at the second stage. *Int J Prod Res*1991;29(7):1489}502.
- [8] Chen B. Analysis of classes of heuristics for scheduling a two-stage fow shop with parallel machines at one stage. *J Oper Res Soc* 1995;46:234}44.
- [9] Wittrock RJ. An adaptable scheduling algorithm for felexible fow lines. *Oper Res* 1988;36:445}53.
- [10] Sawik T. A scheduling algorithm for felexible fow lines with limited intermediated bulers. *Appl Stochastic Models Data Anal* 1993;9:127}38.
- [11] Johnson SM. Optimal two and three-stage production schedule with setup times included. *Nav Res Logistics Quart* 954;1(1): 61}8.
- [12] Gonzalez T, Sahni S. Flowshop and jobshop schedules: complexityand approximation. *Oper Res* 1978;26(1):36}52.
- [13] Lee C-Y, Cheng TCE, Lin BMT. Minimizing the makespan in the 3-machine assembly-type fowshop scheduling problem. *Manage Sci* 1993;39(5):616}25.
- [14] GareyMR, Johnson DS. Strong NP-completeness results: motivations examples implications. *J Assoc Comput Math* 1978;25:499}508.
- [15] Cheng TCE, Sin CCS. A stage-of-the-art review of parallelmachine scheduling research. *Eur J Oper Res* 1990;47:271}92.
- [16] Graham RL. Bounds on multiprocessing timing anomalies. *SIAM J Appl Math* 1969;17:416}29.
- [17] Friesen DK, Langston MA. Evaluation of a multi"t-based scheduling algorithm. *J Algorithms* 1986;7:35}59.
- [18] Blazewicz J, Dror M, Weglarz J. Mathematical programming formulations for machine scheduling: a survey. *Eur J Oper Res* 1991;51:283}300.
- [19] Shaukat AB, Hunsucker JL. Branch and bound algorithm for the fowshop with multiple processors. *Eur J Oper Res* 1991;51:88}9.
- [20] Santos DL, Hunsucker JL, Deal DE. Global lower bounds for fow shops with multiple processors. *Eur J Oper Res* 1995;80:112}20. *Res* 1998;107:389}400.
- [21] Fisher ML, Lageweg BJ, Lenstra JK, RinnooyKan AHG. Surrogate dualityrelaxation for job shop scheduling. *Discrete pplMath* 1983;5:65}75.
- [22] Luh PB, Hoitomt DJ, Max E, Pattipati KR. Schedule generation and recon"uration for parallel machines. *IEEE Trans Robotics Automat* 1990;6(6):687}96.
- [23] Hoitomt DJ, Luh PB, Pattipati KR. A practical approach to job-shop scheduling problems. *IEEE Trans Robotics Automat*1990;9(1):1}13.
- [24] Hoitomt DJ, Luh PB, Max E, Pattipati KR. Scheduling jobs with simple precedence constraints on parallel machines. *IEEE Control System Manage* 1990;10(2):34}40.
- [25] Lenstra JK, RinnooyKan AHG. Complexity of scheduling under precedence constraints. *Oper Res* 1978;26(1):22}35.
- [26] Portmann MC, Vignier A, Dardilhac D, DezalayD. Branch and bound crossed with GA to solve hybrid fow shops. *Eur J Oper Res* 1998;107:389}400.
- [27] Van Laarhoven PJM, Aarts EHL, Lenstra JK. Job shop scheduling bysimulated annealing. *Oper Res* 1992;40(1):113}25.
- [28] Kolonko M. Some new results on simulated annealing applied to the job shop scheduling problem. *Eur J Oper Res* 1999; 113(1):123}36.
- [29] Nowicki E, Smutnicki C. The fow shop with parallel machines: a tabu search approach. *Eur J Oper Res* 1998; 106:226}53.



- [30] Valls V, Perez AM, Quintanilla SM. A tabu search approach to machine scheduling. *Eur J Oper Res* 1998;106:2300}777.
- [31] Hop"eld JJ, Tank DW. Neural computation of decisions in optimization problems. *Biol Cybernet* 1985;52:141}52.
- [32] Gulati S, Iyengar SS. Nonlinear networks for deterministic scheduling. *Proceedings of the International Conference on Neural Networks*, vol. 4, 1987. p. 745}52.
- [33] Arizono I, Yamamoto A, Ohto H. Scheduling for minimizing total actual fow time byneural networks. *Int J Prod Res* 1992;30:503}11.
- [34] Vaithyanathan S, Ignizo JP. Stochastic neural network for resource constrained scheduling. *Comput Oper Res* 1992;19:241}54.
- [35] Johnston MD, Adorf HM. Scheduling with neural networks * the case of Hubble space telescope. *Comput Oper Res* 1992;19:179}89.
- [36] Fang L, Li T. Design of competition based neural networks for combinatorial optimization. *Int J Neural Systems* 1990;1:221}35.
- [37] Pellerin D, Herault J. Scheduling with neural networks: application to timetable construction. *Neurocomputing* 1994;6(4):419}42.
- [38] Min H-S, Yih Y, Kim C-O. Competitive neural network approach to multi-objective FMS scheduling. *Int J Prod Res* 1998;36(7):1749}65.
- [39] Chryssolouris G, Lee M, Domroese M. The use of neural networks in determining operational policies for manufacturing systems. *J Manuf Systems* 1991;10:166}75.
- [40] Hayes PV, Sayeh SI. Supervised neural network approach to optimization as applied to the N-job, M-machine job equencing problem. *Intell Eng Systems Artif Neural Networks* 1992;2:943}8.
- [41] Rabelo L, Jones A, Tsai J. Using hybrid systems for FMS scheduling. *The 2nd Industrial Engineering Research Conference roceedings*, 1993, p. 471}5.
- [42] Yih Y, Liang T-P, Moskowitz H. Robot scheduling in a circuit board production line: a hybrid OR/ANN approach. *IIE Trans* 1993;25(2):26}33.
- [43] Luh PB, Zhao X, Wang Y, Thakur TS. Lagrangian relaxation neural networks for job shop scheduling. *Proceedings of International Conference on Robotics and Automation*, Leuven, Belgium, 1998, p. 1799}804.
- [44] Luh PB, Zhao X, Wang Y, Thakur TS. Lagrangian relaxation neural networks for job shop scheduling. *Proceedings of NSF/DMII Grantees Conference*, Long Beach, California, 1999.
- [45]Brah S, Hunsucker JL. Branch and bound algorithm for the fow shop with multiple processors. *Eur J Oper Res* 1991;51:88}99.