



کمینه‌سازی حداکثر دیرکرد کارها در مسئله زمانبندی جریان کارگاهی

جایگشتی دوباره وارد شونده چند ماشینه

مائده فصیحی، فریبرز جولا^{*} و رضا توکلی مقدم

چکیده:

در این مقاله، مسئله زمانبندی جریان کارگاهی جایگشتی دوباره وارد شونده با هدف کمینه‌سازی حداکثر دیرکرد کارها مورد بررسی قرار می‌گیرد. محیط جریان کارگاهی دوباره وارد شونده (RFS) همان جریان کارگاهی است با این تفاوت که کارها، ماشین‌های مشخصی را بیش از یک بار ملاقات می‌کنند. در نوع RFS، اگر ترتیب کار روی هر ماشین در هر سطح یکسان باشد، به چنین مسایلی، مسئله جریان کارگاهی جایگشتی دوباره وارد شونده (RPFS) عنوان می‌گردد. در این مقاله، ابتدا مدل ریاضی مسئله کمینه‌سازی حداکثر دیرکرد کارها در RPFS چند ماشینه، توسعه داده می‌شود. برای حل این مسئله، سه الگوریتم فرآیند کارگاهی مبتنی بر الگوریتم ژنتیک، شبیه‌سازی تبرید و جستجوی ممنوع طراحی و بکار گرفته می‌شود. الگوریتم‌های فرآیند کارگاهی همچنین با حل‌های بهینه ایجاد شده توسط رویکرد برنامه‌ریزی عدد صحیح مقایسه می‌گردد. نتایج آزمایشی نشان می‌دهد که الگوریتم ژنتیک در اکثر موارد کارایی بهتری نسبت به الگوریتم‌های تست شده دیگر دارد.

کلمات کلیدی

زمانبندی،
 جریان کارگاهی جایگشتی دوباره
 وارد شونده،
 حداکثر دیرکرد کارها،
 الگوریتم‌های فرآیند کارگاهی

یک نوع جدید کارگاه ساخت، کارگاه دوباره وارد شونده است. خصوصیت اساسی یک کارگاه دوباره وارد شونده این است که یک کار، ماشین‌های مشخصی را بیش از یک بار ملاقات می‌کند [۲]. جریان کارگاهی دوباره وارد شونده (RFS) به این معنی است که n کار وجود دارد که روی m ماشین در یک توالی معین پردازش می‌شوند و هر کار باید روی ماشین‌ها به صورت $M_1, M_2, \dots, M_m, M_1, M_2, \dots, M_m, \dots, and M_1, M_2, \dots, M_m$ پردازش شود. هر کار می‌تواند به چندین سطح که روی M_1 شروع و در M_m پایان می‌پذیرد تجزیه شود. RFS در بسیاری از سیستم‌های تولیدی وجود دارد، به خصوص در صنایع با تکنولوژی بالا. در ساخت نیمه رساناها، روند پردازش به طور زیادی دوباره وارد شونده است به این علت که ویفرها مکرراً یک گروه از تجهیزات را برای اضافه شدن مسیرهای مدارهای متواالی، ملاقات می‌کند [۳] و [۴].

در نوع RFS، اگر ترتیب کار روی هر ماشین در هر سطح یکسان باشد، هیچ کاری مجاز نیست که از کار پیشین عبور کند و به چنین مسایلی، مسئله جریان کارگاهی جایگشتی دوباره وارد شونده (RPFS) عنوان می‌شود. مسئله زمانبندی جریان کارگاهی

۱. مقدمه

این تحقیق روی یک مسئله جریان کارگاهی جایگشتی دوباره شونده m -ماشینه با هدف کمینه‌سازی حداکثر دیرکرد کارها (T_{max}) متمرکز می‌شود. مسئله زمانبندی جریان کارگاهی m -ماشینه بیانگر این است که n کار باید روی m ماشین پردازش شوند و تعدادی عملیات باید در هر کاری انجام شوند. اغلب این عملیات باید روی همه کارها در سفارش یکسان کارگاهی کلاسیک که هر کار، هر ماشین را فقط یک بار ملاقات می‌کند [۱]. اغلب در عمل نقض می‌شود.

تاریخ وصول: ۸۸/۱۲/۲۳

تاریخ تصویب: ۸۹/۷/۱۰

مائدہ فصیحی، دانش آموخته کارشناسی ارشد مهندسی صنایع، دانشکده مهندسی صنایع و مکانیک، دانشگاه آزاد اسلامی واحد قزوین، maede.fasihii@gmail.com
 نویسنده مسئول مقاله: دکتر فریبرز جولا^{}، دانشیار گروه مهندسی صنایع، پردیس دانشکده‌های فنی، دانشگاه تهران، fjalai@ut.ac.ir
 رضا توکلی مقدم، استاد گروه مهندسی صنایع، پردیس دانشکده‌های فنی، دانشگاه تهران، tavakoli@ut.ac.ir

دربویجوبیچ و استرسویچ [۱۵] مسأله زمانبندی با n کار و دو ماشین را در محیط کار کارگاهی دوباره واردشونده با هدف کمینه سازی حداکثر زمان تکمیل را مطالعه کردند و الگوریتم ابتکاری با کارایی بالا را معرفی نمودند. چنی و کیم [۱۶]، مسأله زمانبندی جریان کارگاهی دوباره واردشونده با m ماشین را بهدف کمینه سازی C_{\max} را بررسی و الگوریتم ابتکاری ارایه نمودند. مجموع دیرکرد نهایی در بسیاری از تحقیقات مانند تحقیقات کنگ و همکاران [۱۷]، کمینه شده است. جایی که یک مسأله جریان کارگاهی دوباره واردشونده با الگوریتم سه مرحله ای حل شده است. کاری مشابه توسط منج و همکاران [۱۸] انجام شده که الگوریتم ژنتیک برای زیر مسایل مسأله دوباره واردشونده موازی اولیه با آماده سازی [۱۹] و تولید دسته ای بکار گرفته شده است. کوردا و همکاران [۲۰] روشی برای طراحی و کنترل سیستم سلولی جهت دستیابی به کاهش مؤثر زمان دیرکرد تولید در کارگاه های ساخت مقیاس بزرگ با جریان های تولیدی دوباره واردشونده را ارایه کردند و برای حل مسأله، الگوریتم ژنتیک را به کار بردن و مقایسه ای برای نشان دادن کارایی روش پیشنهادی خود انجام دادند. چنی و همکاران [۲۱] روی مسأله زمانبندی جریان کارگاهی مختلط با هدف کمینه سازی کل دیرکرد سفارش های دریافت شده تمرکز کرده اند. دمیرکل و ازی [۲۲] یک روش تجزیه را برای کمینه سازی بیشترین دیرکرد برای یک RFS با توالی وابسته به زمان آماده سازی ارایه کردند. الگوریتم شاخه و کران برای مسأله جریان کارگاهی دوباره واردشونده دو ماشینه با هدف کمینه سازی دیرکرد کل توسط چنی و کیم [۲۳] ارایه شد که نتایج حاصل از محاسبات آزمایشی آنها کارایی خوب این الگوریتم را نشان می داد.

از آنجایی که کاهش زمان دیرکرد با توجه به موعد تحویل کالا، از دید مشتری حائز اهمیت است و به نوعی به تولید بهنگام (JIT) اشاره دارد، در این تحقیق زمانبندی RPFS چند ماشینه در محیط قطعی با هدف کمینه سازی حداکثر دیرکرد کارها مورد بررسی قرار گرفته است، با توجه به اینکه در ادبیات چنین بررسی ای تا کنون صورت نگرفته است. این مسأله به طور قطع NP-hard است، زیرا مسأله زمانبندی جریان کارگاهی دو ماشینه با هدف کمینه سازی دیرکرد به عنوان یک NP-hard شناخته شده است [۲۴]. بنابراین چند فرالبتکاری مشهور که برای حل مسایل جریان کارگاهی کلاسیک به کار گرفته می شوند، جهت کمینه سازی هدف مورد نظر در مسأله مورد بررسی، ارایه شده و با یکدیگر و همچنین برای مسایل کوچک با حل های بهینه ایجاد شده توسط رویکرد برنامه ریزی عدد صحیح (IP)^۱ مقایسه می گردند.

این مقاله بدین صورت سازمان دهی شده است: مسأله مورد مطالعه در بخش ۲ شرح داده می شود. در بخش ۳ مدل ریاضی مسأله معرفی می گردد. سه الگوریتم فرالبتکاری موجود در ادبیات برای

کلاسیک با آزادسازی فرض اینکه هر کار، هر ماشین را بیش از یک بار ملاقات نکند، می تواند به RFS تبدیل گردد. مسأله زمانبندی جریان کارگاهی یکی از مسایل شناخته شده در حوزه زمانبندی است. بیشتر این مسایل به هدف کمینه سازی زمان تکمیل برنامه مربوطند. جانسون [۵] در تحقیقات مسایل جریان کارگاهی پیش قدم است. او یک الگوریتم «آسان» برای مسأله جریان کارگاهی دو ماشینه با زمان تکمیل به عنوان مقیاس پیشنهاد کرده است. از آن پس، محققان متعددی روی حل مسایل جریان کارگاهی با m ماشین (م بیش از ۲) تمرکز کردند. اما اینها در کلاس NP-hard قرار می گیرند. برای حل این مسایل، روش های شمارشی کامل باید به کار گرفته شوند. هنگامی که اندازه مسأله افزایش یابد این روش از نظر محاسباتی، کاربردی نیست. از اینرو محققان دائماً به روش های ابتكاری توسعه یافته برای مسایل سخت روی می آورند. معیار کارایی می تواند زمان تکمیل کارها، زمان جریان کل کارها، نرخ خروجی و دیرکرد کل در میان دیگر معیارها باشد. سیستم های ساخت با خطوط دوباره وارد شونده اخیراً در جامعه علمی بسیار مورد توجه قرار گرفته اند. مسأله دوباره وارد شونده ابتدا در سال ۱۹۸۳ توسط گریوز و همکاران [۶] مورد مطالعه قرار گرفت که در صنعت الکترونیک به کار گرفته می شود. بررسی گوپتا و سیواکومار [۷] یک دید کلی از مطالعات مسایل زمانبندی دوباره وارد شونده را فراهم می کند. در ادامه موارد بررسی شده توسط گوپتا و سیواکومار [۷]، مطالعات دقیق و روش های تقریبی برای مسأله زمانبندی خط دوباره واردشونده ارایه شده است. اهداف این روش ها کمینه سازی حداکثر زمان تکمیل (C_{\max}) و پس از آن کمینه سازی دیرکرد هاست. پن و چن [۸] برنامه ریزی عدد صحیح دودوئی تؤمن را برای مسأله زمانبندی کار کارگاهی توسعه دادند. پن و چن [۹] سه فرمولبندی و برنامه ریزی عدد صحیح دودوئی مرکب توسعه یافته و شش روش ابتكاری قبل اجرای توسعه یافته برای حل مسایل زمانبندی RPFS جهت کمینه سازی زمان تکمیل برنامه ارایه کردند. چن [۱۰] روش شاخه و کران را برای مسأله زمانبندی جریان کارگاهی جایگشتی دوباره واردشونده با معیار ارزیابی زمان تکمیل برنامه ارایه نموده است. کمینه سازی C_{\max} همچنین در روش های تقریبی مطالعه شده است. چن و همکاران [۱۱]، [۱۲] و [۱۳] الگوریتم ژنتیک ترکیبی برای مسأله زمانبندی کارگاهی دوباره واردشونده با هدف کمینه سازی زمان تکمیل برنامه را بررسی کرده و همچنین الگوریتم های جستجوی ممنوع ترکیبی را ارایه نمودند. لیو و وو [۱۴] بهینه سازی چند هدفه در فرآیند میکرو الکترونیک مانند متوسط زمان سیکل، متوجه تعداد کارهای در حال پردازش و نرخ تولید داشته است.

^۱ Integer Programming

که هر عملیات زمان پردازش مربوط به خود را داراست که بدین ترتیبند: ۱، ۲، ۳، ۶ و ۵. پردازش J می‌تواند به ۳ سطح تجزیه شود: اولین سطح: $(i, 1, 1) \rightarrow (i, 2, 2)$ ، دومین سطح: $(i, 4, 2) \rightarrow (i, 3, 1)$ و سومین سطح: $(i, 5, 1) \rightarrow (i, 6, 2)$.

را عملیات J_i روی M در سطح l قرار داده و P_{lj}^i را زمان پردازش O_{lj}^i در نظر می‌گیریم. همچنین، L تعداد سطحهای J_i است.

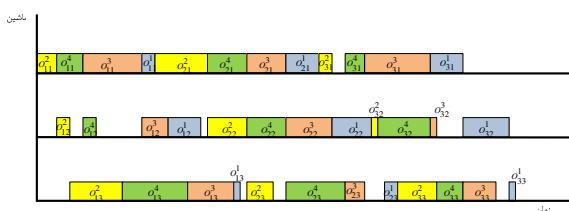
در نتیجه: $O_{12}^i = (i, 2, 2)$ ، $O_{11}^i = (i, 1, 1)$ ، $L = 3$ ، $O_{32}^i = (i, 6, 2)$ ، $O_{31}^i = (i, 5, 1)$ ، $O_{22}^i = (i, 4, 2)$ ، $O_{21}^i = (i, 3, 1)$ $P_{31}^i = 1$ ، $P_{22}^i = 2$ ، $P_{21}^i = 9$ ، $P_{12}^i = 3$ ، $P_{11}^i = 7$ ، $O_{11}^i = (i, 1, 1)$ $P_{32}^i = 5$ ، $P_{31}^i = 1$

مثال زیر نمایش حل زمانبندی در مسئله RPFS را شرح می‌دهد. یک مسئله زمانبندی RPFS با ۴ کار، ۳ ماشین و ۳ سطح را در نظر گرفته شده که در جدول ۱ زمان‌های پردازش برای عملیات هر کار شرح داده شده است.

جدول ۱. شرح زمان‌های پردازش مثال

کار	سطح ۱	سطح ۲	سطح ۳
J_1	$P_{11}^1 = 2$	$P_{21}^1 = 5$	$P_{31}^1 = 5$
	$P_{12}^1 = 5$	$P_{22}^1 = 6$	$P_{32}^1 = 7$
	$P_{13}^1 = 1$	$P_{23}^1 = 2$	$P_{33}^1 = 1$
J_2	$P_{11}^2 = 3$	$P_{21}^2 = 8$	$P_{31}^2 = 2$
	$P_{12}^2 = 2$	$P_{22}^2 = 6$	$P_{32}^2 = 1$
	$P_{13}^2 = 8$	$P_{23}^2 = 4$	$P_{33}^2 = 6$
J_3	$P_{11}^3 = 9$	$P_{21}^3 = 6$	$P_{31}^3 = 10$
	$P_{12}^3 = 4$	$P_{22}^3 = 7$	$P_{32}^3 = 1$
	$P_{13}^3 = 7$	$P_{23}^3 = 3$	$P_{33}^3 = 5$
J_4	$P_{11}^4 = 4$	$P_{21}^4 = 6$	$P_{31}^4 = 3$
	$P_{12}^4 = 2$	$P_{22}^4 = 6$	$P_{32}^4 = 8$
	$P_{13}^4 = 10$	$P_{23}^4 = 8$	$P_{33}^4 = 4$

شکل ۱ یک حل شدنی (زمانبندی) برای مسئله RPFS را به نمایش می‌گذارد. همانطور که مشاهده می‌نمایید، ترتیب ماشین‌برای هر ۴ کار یکسان است. همچنین ترتیب کار برای هر ۳ ماشین در هر سطح نیز یکسان می‌باشد. در این زمانبندی، ترتیب کارها برای پردازش روی هر ماشین در هر سطح بدین صورت می‌باشد: ۱، ۲، ۳ و ۴.



شکل ۱. زمانبندی شدنی برای مثال

مسئله مورد نظر در بخش ۴ ارایه می‌گردد. بخش ۵ نتایج محاسباتی را برای سه الگوریتم نشان می‌دهد. نتیجه گیری در آخرین بخش آورده می‌شود.

۲. شرح مسئله و مفروضات

یک مسئله جریان کارگاهی (جایگشتی) فرض می‌کند که همه عملیات هر کار، هر ماشین را دقیقاً یک بار با ترتیب M_1, M_2, \dots, M_m ملاقات می‌کنند. این ترتیب پردازش به عنوان یک سطح تعریف می‌شود و بنابراین لازمه‌ی مسیریابی یک کار در RPFS می‌تواند تجزیه شدن به چندین سطح باشد. پس یک RPFS کارگاهی جایگشتی کلاسیک یک نوع خاص از RPFS با یک سطح است و بعضی از فرمول‌های آن می‌تواند برای حل عمومی توسعه یابد. پردازش یک کار روی یک ماشین، یک عملیات و مدت مورد نیاز، زمان پردازش نامیده می‌شود.

مفروضات در نظر گرفته شده برای مسایل زمانبندی RPFS بدین صورت می‌باشد: هر کاری ممکن است ماشین‌های مشخصی را بیش از یک بار ملاقات کند. ترتیب ماشین‌برای هر n کار، یکسان است.

ترتیب کار برای هر m ماشین در هر سطح یکسان است. هر دو عملیات متوالی یک کار باید روی ماشین‌های متفاوت پردازش شوند. زمان‌های پردازش مستقل از توالی و قطعیتند. همه اطلاعات شناخته و ثابت شده‌اند. همه‌ی کارها برای پردازش در زمان صفر که ماشین‌ها بیکارند و بی‌واسطه برای کار در دسترسند، آمده‌اند. ابدآ بریدگی جایز نیست. وقتی که یک عملیات شروع می‌شود، باید قبل از عملیات دیگری که می‌تواند روی آن ماشین شروع شود کامل شود. ماشین‌ها هرگز خراب نمی‌شوند و در تمام مدت زمانبندی در دسترسند. محدودیت‌های تکنولوژیکی در پیشرفت و تغیرنایابی شناخته شده‌اند. تنها یکی از هر نوع ماشین وجود دارد. فضای انتظار نامحدود برای انتظار کارها برای انجام شدن وجود دارد. نمادهایی که در این قسمت بکار گرفته شده، بدین صورت می‌باشند:

n : تعداد کل کارها برای پردازش در زمان صفر / L : تعداد کل ماشین‌ها در کارگاه / J_i : تعداد کل سطح‌های هر کار / i : شماره کار / j : شماره ماشین شماره i / $1 \leq i \leq n$ / $1 \leq j \leq m$: عملیات کار i در سطح j / o_{lj}^i : زمان پردازش i برای سطح j / $1 \leq i \leq n$ / $1 \leq j \leq m$: شماره عملیات، (o_{lj}^i) / $1 \leq o \leq (m \times L)$

تجزیه سطح می‌تواند بدین صورت شرح داده شود: فرض کنید کار J_i شامل ۶ عملیات برای پردازش روی ۲ ماشین است که (i, o, j) نشان دهنده این است که عملیات o از کار i باید روی ماشین j پردازش شود و مسیر پردازش آن به صورت زیر است:

$$(i, 1, 1) \rightarrow (i, 2, 2) \rightarrow (i, 3, 1) \rightarrow (i, 4, 2) \rightarrow (i, 5, 1) \rightarrow (i, 6, 2)$$

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} = 1, \quad i = 1, 2, \dots, n \quad (2)$$

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (3)$$

$$h_{111} = 0 \quad (4)$$

$$h_{1,1,j+1} = h_{11j} + \sum_{i=1}^n x_{ij} p_{11}^i, \quad j = 1, 2, \dots, n-1 \quad (5)$$

$$h_{1,l,j+1} \geq h_{1lj} + \sum_{i=1}^n x_{ij} p_{l1}^i, \quad l = 2, 3, \dots, L, \quad j = 1, 2, \dots, n-1 \quad (6)$$

$$h_{1,l+1,1} \geq h_{1ln} + \sum_{i=1}^n x_{in} p_{11}^i, \quad l = 1, 2, \dots, L-1 \quad (7)$$

$$h_{1,l+1,j} \geq h_{mlj} + \sum_{i=1}^n x_{ij} p_{lm}^i, \quad l = 1, 2, \dots, L-1, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (8)$$

$$h_{k,l,j+1} \geq h_{klj} + \sum_{i=1}^n x_{ij} p_{lk}^i, \\ k = 1, 2, \dots, m, \quad l = 1, 2, \dots, L, \quad j = 1, 2, \dots, n-1 \quad (9)$$

$$h_{k,l+1,1} \geq h_{kln} + \sum_{i=1}^n x_{in} p_{lk}^i, \quad k = 2, 3, \dots, m, \quad l = 1, 2, \dots, L-1 \quad (10)$$

$$h_{k+1,1,1} = h_{k11} + \sum_{i=1}^n x_{i1} p_{1k}^i, \quad k = 1, 2, \dots, m-1 \quad (11)$$

$$h_{k+1,l,j} \geq h_{klj} + \sum_{i=1}^n x_{ij} p_{lk}^i, \\ k = 1, 2, \dots, m-1, \quad l = 1, 2, \dots, L, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (12)$$

$$h_{k+1,l+1,1} \geq h_{kln} + \sum_{i=1}^n x_{in} p_{lk}^i, \\ k = 1, 2, \dots, m-1, \quad l = 1, 2, \dots, L-1 \quad (13)$$

$$C_j = h_{mLj} + \sum_{i=1}^n x_{ij} p_{Lm}^i, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (14)$$

در مسایل RPFS، باید روی کارها تمرکز کنیم و روش رمزگذاری بر پایه کار است. علت اصلی این است که وقتی یک بار توالی پردازش مشخص شود، هر ماشین ترتیب مشابه را برای همه کارها بی‌بگیرد. زمانی که روی کارها به جای عملیات تمرکز شود، مسأله ساده‌تر خواهد شد. حل‌های همسایه با تغییر ترتیب کار حل اولیه تولید می‌شوند [۱۳]. گرچه زمانبندی‌های جایگشتی در مسأله جریان کارگاهی ۲-ماشینه عمومی با هر معیار کارایی عادی، بهترین حل‌ها را می‌دهند [۱]، این در مورد مسأله جریان کارگاهی دوباره وارد شونده صدق نمی‌کند. زمانبندی m -ماشینه با هدف کمینه‌سازی کارگاهی دوباره وارد شونده ۲-ماشینه هم دیرکرد کارها دارای بهترین حل نیست. زمانبندی جایگشتی حتی برای مسایل جریان کارگاهی دوباره وارد شونده ۲-ماشینه هم بهترین حل را نمی‌دهد، زیرا ممکن است یک مورد زمانبندی غیر جایگشتی که بهتر از زمانبندی جایگشتی باشد، پیدا شود [۲۲]. در این مقاله، تنها زمانبندی جایگشتی را مورد بررسی قرار می‌دهیم. اگرچه حل بهینه ممکن است بدست نیاید. زیرا در بیشتر سیستم‌های واقعی، زمانبندی‌های جایگشتی به خاطر احرای آسان یا به خاطر مدیریت جریان مواد، ترجیح داده می‌شوند. علاوه بر این زمانبندی‌های غیر جایگشتی در بسیاری از موارد به علت کافی نبودن فضای انبار میانی بین ماشین‌ها و وجود محدودیت‌های فنی سیستم‌های حمل مواد، ممکن است قبل از اجرا نباشند.

۳. مدل ریاضی مسأله

RPFS توسعه‌ی جریان کارگاهی کلاسیک است با پذیرفتن اینکه یک کار ماشین‌های مشخصی را بیش از یک بار ملاقات کند. در این قسمت فرمولبندی مدل RPFS را شرح می‌دهیم که توسعه یافته دومین مدل پن و چن [۱۹] می‌باشد. نمادها در این مدل بدین صورتند (L و m قبل از شرح داده شد):

p_{lk}^i : زمان پردازش عملیات کار i روی ماشین k در سطح l

x_{ij} : اگر کار i در مکان j ام در هر سطح زمانبندی شود؛ در غیر اینصورت صفر

h_{klj} : زمان شروع عملیات زمانبندی شده در مکان j ام سطح l روی ماشین k

C_j : زمان تکمیل کار زمانبندی شده در مکان j ام سطح L روی ماشین m

d_j : موعده تحویل کار زمانبندی شده در مکان j ام

T_j : زمان دیرکرد کار زمانبندی شده در مکان j ام

T_{\max} : حداکثر زمان دیرکرد کارها

$$\begin{aligned} & \text{Minimize} \quad T_{\max} \\ & \text{Subject to} \end{aligned} \quad (1)$$

Algorithm (1): Genetic Algorithm

- 1: Initialization
- 1.1: Parameter Setting (Pc, Pm, StopCriteria, PopSize, Selection Strategy, Crossover Op., Mutation Op., Perform, Scalability, NumGen)
- 1.2: Initialize Population(Randomly)
- 2: Fitness Evaluation
- 3: **Repeat**
- 4: Individual Selection for Mating Pool
(Size of Mating Pool =PopSize)
- 5: For each consecutive pair apply Crossover
(For each consecutive pair apply Crossover with probability pc)
- 6: Mutate Childeren
(For each new-born apply mutation with probability pm)
- 7: Replace the Current Population by the the resulting Mating Pool
- 8: Fitness Evaluation
- 9: **Until** Stopping Criteria is met

تعیین پارامترها: پارامترها در GA شامل اندازه جمعیت، تعداد نسل ها، احتمال تقاطع، احتمال جهش، احتمال تولید مجدد و احتمال پردازش دیگر عملگرهای GA می باشد.

جمعیت اولیه: به طور تصادفی تولید می گردد.

تابع برازنده: با تابع برازنده که گاهًا به آن تابع ارزیابی گفته می شود، هر کروموزوم رمزگشایی شده و به آن یک معیار و مقدار برازنده نسبت داده می شود و در روند انتخاب، کروموزوم های متناسب تر احتمال بیشتری برای انتخاب شدن برای نسل بعدی دارند. برای تعیین تابع برازنده کی ابتدا T_{\max} برای همه کروموزوم های جمعیت محاسبه می شود و بزرگترین T_{\max} در میان همه f_{\max} کروموزوم ها در جمعیت متداول پیدا شده و به عنوان f_{\max} مشخص می گردد. تفاوت بین هر دیرکرد (f_i) و f_{\max} با توان $1/100.5$ مقدار برازنده آن کروموزوم مشخص است. مقیاس پایین توان (α) توسط گلیز [۲۵] پیشنهاد داده شد. عموماً این مقدار وابسته به مسئله است. گلیز مقدار $1/100.5$ را گزارش داد. تابع برازنده با $F_i = (f_{\max} - f_i)^\alpha$ مشخص شده است، برای تضمین اینکه احتمال انتخاب برای زمانبندی با زمان دیرکرد پایین تر، بالا باشد.

انتخاب: فرآیندی برای انتخاب فرزند از والدین برای نسل بعدی است. طبق این تعریف عمومی انتخاب تصادفی کروموزوم باید درجه کارایی کروموزوم در جمعیت را نشان دهد. بنابراین یک والد با کارایی بالاتر شناسی بیشتری برای انتخاب شدن برای نسل بعدی دارد. در این تحقیق فرآیند انتخاب والدین از طریق فرآیند انتخاب چرخه رولت به کار گرفته می شود که در زیر شرح داده است.

- محاسبه مقدار برازش برای هر کروموزوم از جمعیت کروموزوم های با برازش بالاتر، شناسی بیشتری برای انتخاب دارند.

$$T_j = \max \{0, C_j - d_j\}, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (15)$$

$$T_{\max} = \max_j \{T_j\}, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (16)$$

$$\begin{aligned} C_j &\geq 0, T_j \geq 0, h_{kij} \geq 0, \\ k &= 1, 2, \dots, m, l = 1, 2, \dots, L, j = 1, 2, \dots, n, \\ x_{ij} &= 0 \text{ or } 1, i = 1, 2, \dots, n, j = 1, 2, \dots, n \end{aligned} \quad (17)$$

محدودیت (۱) تابع هدف را توصیف می کند. محدودیت های (۲) تا (۵) و (۱۱) در اصل تعریفی هستند، در حالیکه محدودیت های (۶) تا (۱۰)، (۱۲) و (۱۳) بر ابسطه اولویت تأکید دارند. محدودیت (۱۴)، C_j را به عنوان زمان پایان پردازش کار زمانبندی شده در مکان زام، روی ماشین m در آخرین سطح تعریف می کند. قیود نامنفی و دودوئی به ترتیب h_{kij} و x_{ij} در (۱۷) مشخص شده اند.

۴. الگوریتم های فرآیندکاری

همانطور که قبل ذکر شد مسئله RPFS مورد بررسی در این تحقیق، قویاً NP-hard بوده و برای حل آن از الگوریتم های فرآیندکاری کارا بهره می جوییم. در ادامه سه الگوریتم فرآیندکاری مشهور به طور خلاصه معرفی شده و برای مسئله مورد بحث بکار گرفته می شوند.

۴-۱. الگوریتم ژنتیک

الگوریتم ژنتیک (GA) یکی از روش های جستجوی فرآیندکاری است که هلند [۲۴] ابتدا آن را معرفی کرد. این الگوریتم در کلاس الگوریتم های بهینه سازی تصادفی قرار دارد و بخصوص برای بهینه سازی مسایل پیچیده با فضای جستجوی ناشناخته مناسب است. ایده اصلی GA از نظریه تکاملی داروین گرفته شده است. به این معنی است که یک والدین خوب فرزند بهتری را ایجاد می کند. یک فضای مسئله را با یک جمعیت از کروموزوم ها جستجوی می کند و کروموزوم ها را برای تحقیق بعدی با توجه به کارایی آنها انتخاب می نماید.

هر کروموزوم به شکل یک حل در فضای مسئله با مفهوم مسایل بهینه سازی رمزگشایی می شود. عملگرهای ژنتیک، ساختارهای با کارایی بالا (والدین) را در جهت تولید ساختارهای جدیدی که بالقوه مناسبترند (فرزندها)، به کار گرفته اند. بنابراین مجری های خوب، جمعیت را از یک نسل به نسل بعدی انتقال می دهند. شبیه کد الگوریتم ژنتیک به طور عمومی به صورت زیر می باشد:

Algorithm (2): Simulated Annealing

```

1: input: an instance  $x$  of a CO problem
2:  $S \leftarrow$  Generate initial solution
3:  $T \leftarrow$  Set initial temperature
4: while termination conditions not met do
5:  $S' \leftarrow$  Pick neighbor at random( $N(S)$ )
6: if  $f(S') \leq f(S)$  then
7:    $S \leftarrow S'$ ;
8: else
9:   accept  $S'$  as new solution with probability  $p(T, S', S)$ 
10: end if
11: Adapt temperature( $T$ )
12: end while
13:  $S_{best} \leftarrow S$ 
14: output:  $S_{best}$ , “candidate” to optimal solution for  $x$ 
```

این روش از یک جواب اولیه همچون π_0 آغاز کرده، سپس بصورت متوالی در بین همسایگی‌ها با توجه به ساختار همسایگی‌های از پیش تعیین شده حرکت می‌نماید تا به شرایط توقف الگوریتم رسیده و متوقف شود. این الگوریتم در هر تکرار یک جواب تصادفی مانند π' از همسایگی جواب فعلی (π') انتخاب کرده و این حل جدید (π_i) را با احتمال زیر به عنوان جواب بعدی می‌پذیرد.

$$P(T_i, \pi_i, \pi') = \min \left\{ 1, \exp \left(-\frac{F(\pi') - F(\pi_i)}{T_i} \right) \right\} \quad (18)$$

در این رابطه T_i مقدار دما در تکرار فعلی است. این دما در روند الگوریتم سیر نزولی داشته و این سرد شدن تدریجی با توجه به الگوی خاصی صورت می‌گیرد.

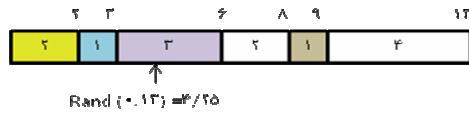
حل اولیه: به طور تصادفی ایجاد می‌گردد.
دماهای ابتدایی: با توجه به مسأله و تعداد مراحلی که لازم است به دمای پایانی برسد، مقدار می‌گیرد.
الگوی تغییر دما: تغییر دما در هر تکرار از الگوریتم با توجه به رابطه زیر صورت می‌گیرد:

$$T_i = T_0 - \left(\frac{T_0 - T_f}{N} \right) \times i \quad (19)$$

به طوریکه T_i دما در مرحله i ام و N تعداد مراحلی است که باید از T_0 به T_f برسیم.

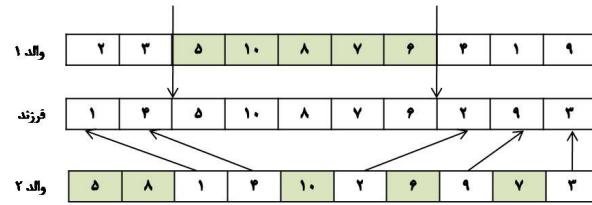
دماهای پایانی: دمای پایانی صفر در نظر گرفته شده است.
تعیین همسایه: در اینجا روش تعویض تصادفی دو کار را برای تولید همسایگی انتخاب می‌کنیم.

- محاسبه برازش تجمعی برای هر کروموزوم.
- فرض: برازش تجمعی آخرین کروموزوم Sum باشد.
- تولید عددی تصادفی در فاصله (۰, Sum).
- مقایسه عدد مربوطه با برازش‌های تجمعی و انتخاب کروموزومی که در فاصله مربوطه قرار گرفته.



شکل ۲. مثال برای انتخاب چرخه رولت

تقاطع: تقاطع عملیات تولید یک رشتۀ جدید (فرزنده) از دو رشتۀ والد است. این عملگر اصلی GA است. موراتا [۲۶] نشان داد که تقاطع دو نقطه‌ای برای مسائل جریان کارگاهی مؤثر است. از این رو روش تقاطع دو نقطه‌ای در این تحقیق به کار گرفته می‌شود. تقاطع دو نقطه‌ای در شکل ۳ نشان داده شده است.



شکل ۳. تقاطع دونقطه‌ای

جهش: جهش عملگر کاربردی دیگر GA است. چنین عملیاتی می‌تواند به عنوان انتقال از یک حل متداول به حل همسایه اش در یک الگوریتم تحقیق محلی دیده شود. بکار گیری این عملگر از بهینگی زودرس و افتادن در بهینه محلی جلوگیری می‌کند. **تولید مجدد:** این عملگر با توجه به احتمال تخصیص یافته به آن، شماری از بهترین حل‌ها را به نسل بعدی انتقال می‌دهد. **توقف:** شرط‌های مورد استفاده‌ای معمول برای توقف پروسه‌ی GA عبارتند از (۱) تعداد نسل (۲) یک هدف مشخص (۳) همگنی جمعیت.

۴-۲. الگوریتم شبیه سازی تبرید

تکنیک شبیه سازی تبرید (SA) پیشنهاد شده توسط کریک پاتریک و همکاران [۲۷] یک روش جستجوی تکرار شونده، تصادفی و بر پایه همسایگی است که ایده اصلی این الگوریتم از تناسب بین روبه فیزیکی ذوب فلزات و نحوه سرد شده آنها و استراتژی حل مسائل بهینه سازی ترکیبیاتی گرفته شده است. شبیه SA کد بدین صورت است:

معاوضه شده اند یا نه می توانند در لیست ممنوع نگه داشته شوند، حرکت $(x, y) = v$ به لیست ممنوع T با روش استاندارد زیر اضافه می شوند. لیست ممنوع T ، یک موقعیت را به سمت جلو انتقال می دهد و v را در آخرین موقعیت در لیست قرار می دهد: $T_{j+1} = T_j + 1$ ، $T_j = T_{j-1}, \dots, \max t - 1$ و $t = 1, 2, \dots, \max t$. در این تحقیق قاعده FIFO اتخاذ می گردد. زمانی که لیست ممنوع پر است، حرکت جدید جایگزین اولین ورودی لیست ممنوع می شود.

۵. نتایج محاسباتی

۱-۵. تست های آزمایشی

محیط آزمایشگاهی و مفهوم هر پارامتر به صورت زیر شرح داده می شود. n تعداد کارها، m تعداد ماشین ها و L تعداد سطح هاست. مسئله $n \times m \times L$ یک مسئله RPFS است با n کار، m ماشین و L سطح. مسایل آزمایشگاهی به سه دسته طبقه بندی می شوند: مسایل کوچک، مسایل متوسط، مسایل بزرگ. انواع مسایل کوچک شامل $3 \times 3 \times 3$, $4 \times 4 \times 4$, $5 \times 5 \times 4$, $5 \times 5 \times 3$, $6 \times 6 \times 5$, $7 \times 7 \times 4$, $8 \times 8 \times 4$, $9 \times 9 \times 3$, $9 \times 9 \times 4$, $10 \times 6 \times 3$ می شوند. مسایل متوسط شامل $11 \times 17 \times 5$, $11 \times 17 \times 6$, $12 \times 20 \times 6$, $12 \times 20 \times 7$, $17 \times 15 \times 8$, $17 \times 16 \times 6$, $17 \times 16 \times 7$, $15 \times 17 \times 6$, $16 \times 16 \times 7$, $16 \times 16 \times 8$, $19 \times 12 \times 10$ می شوند. زمان پردازش هر عملیات برای هر نوع از این مسایل یک عدد تصادفی تولید شده در بازه $[1, 100]$ است. از آنجایی که زمان های پردازش بیشتر مسایل بنج مارک در این دامنه ایجاد می شوند [۲۹]. مدل برنامه ریزی عدد صحیح با نرم افزار LINGO 8.0 حل شده و همه الگوریتم ها در زبان برنامه نویسی MATLAB 7.0 تحت سیستم عامل مایکروسافت ویندوز ایکس پی و با CPU دو هسته ای $1/80$ گیگاهرتز و رم $0/99$ گیگا بایت کد و اجرا شده است.

۵-۲. محاسبه موعد تحويل

موعدهای تحويل به طور یکنواخت در بازه $[P(1-T-R/2); P(1-T+R/2)]$ توزیع می شود. این روش توزیع موعدهای تحويل در ادبیات بسیار رایج است. T فاکتور دیرکرد و R حدود موعد تحويل نامیده می شود. P یک حد پایین برای زمان تکمیل کارهast [۳۰] که به صورت معادله (۲۰) برای مسئله مورد بررسی در این مقاله، بدست می آید:

$$\max \left\{ \begin{array}{l} \max \left\{ \sum_{k=1}^{nL} t_{kj} + \min_k \sum_{v=1}^{j-1} t_{kv} + \min_k \sum_{v=j+1}^m t_{kv} \right\}, \\ \max_{1 \leq k \leq nL} \sum_{j=1}^m t_{kj} \end{array} \right\} \quad (20)$$

۴-۳. الگوریتم جستجوی ممنوع

جستجوی ممنوع (TS) که توسط گلور [۲۸] معرفی شده، یک فرالبتکاریست که رویه جستجوی ابتکاری محلی را برای پیدا کردن فضای حل برتر از بهینگی محلی بی می گیرد. پروسه محلی یک جستجو است که عملیات حرکت برای تعیین همسایه هر حل در دست را به کار می گیرد. یکی از اجزا اصلی TS، کاربرد حافظه انطباقی است که رفتار جستجوی انعطاف پذیرتر را ایجاد می کند. طریقه عمل TS بدین صورت است: شروع از یک حل شدنی اولیه، در هر گام ما یک حرکت به سمت یک حل همسایه را انتخاب می کنیم که در این روش به سمت یک حل کمترین کمترین مقدار تابع هدف را دارا باشد، حرکت می کنیم. شکل ابتدایی الگوریتم TS به صورت زیر است:

Algorithm (3): Tabu Search

```

1: Set TabuList={ } ; TabuL=TL ; k=1;
2: Choose an initial solution  $s \in S$  ;
3:  $\hat{s}=s$ ;
4: Repeat
5: Generate  $N(s,k) \subseteq N(s)$ ;
6: Evaluate each  $s \in N(s,k)$ ;
7: Modify the neighborhood  $N^*(s,k)=N(s,k) \ominus \text{TabuList}$ ;
8: Choose the best solution  $s' \in N^*(s,k)$ ;
9: Move to  $s=s'$ ;
10: If solution  $s$  is better than  $\hat{s}$  then  $\hat{s}=s$ ;
11: Update the TabuList;
12:  $k=k+1$ ;
13: Until stopping condition is met

```

حل اولیه: در این مقاله، حل اولیه به صورت تصادفی تولید می گردد.

جستجوی همسایگی: جستجوی همسایگی از حل در جریان شروع می گردد و تا پیدا کردن حل شدنی و شاید بهتر در همسایگی اش پیگیری می شود. اگر حل همسایه جایگزین می شود تا جریان باشد، حل در جریان با حل همسایه جایگزین می شود تا زمانی که شرط های توقف ارضاء شوند. حل های همسایه با تغییر ترتیب کار حل اولیه تولید می شوند. روش تعویض حفتی را برای تولید همسایگی در اینجا برمی گزینیم.

انتخاب یک حرکت: در ابتدا، حداکثر زمان دیرکرد (T_{\max}) برای هر حل همسایه محاسبه می شود. بعد حلی که کمترین T_{\max} را در بین دیگر حل ها دارد و خارج از لیست ممنوع است، به عنوان یک حرکت انتخاب می شوند.

ثبت بهترین حل تا اینجا: اگر حل بعد از حرکت بهتر از بهترین حل تا اینجا باشد، بهترین حل تا اینجا با حل بعد از حرکت جایگزین می شود و لیست ممنوع را به هنگام می نماییم.

ثبت در لیست ممنوع: ثبت شماره کارهایی که تعویض شده اند را در لیست ممنوع بکار می گیریم. پس با این کار، خواه دو کار

مقدار پارامتر مورد نظر با توجه به معیار کارایی الگوریتم انتخاب می‌شود. چنین فرایندی در هر الگوریتمی و برای بقیه پارامترها نیز به کار گرفته می‌شود. در تنظیم پارامترها به همگرایی نمودار حاصل شده از میانگین حل‌ها و بهترین حل‌ها نیز توجه می‌گردد. در الگوریتم ژنتیک، اندازه جمعیت ۱۰۰، احتمال تقاطع ۰/۸ و احتمال جهش ۰/۰۵ را بکار می‌گیریم. برای الگوریتم شبیه سازی تبرید مقدار N (تعداد مراحل سرد شدن) را برابر ۵۰ قرار می‌دهیم. و سرانجام اندازه لیست ممنوع در الگوریتم جستجوی ممنوع، ۷ در نظر گرفته می‌شود.

در سال‌های اخیر برخی پژوهشگران برای منصفانه شدن مقایسه کارایی الگوریتم‌ها، شرط توقف آنها را زمان‌های برابر در نظر گرفته اند. در این مطالعه نیز زمان‌های برابر به عنوان شرط توقف الگوریتم‌ها مورد مقایسه در نظر گرفته شده است. با انجام اجراهای مختلف برای اندازه‌های مختلف مسأله با درنظر گرفتن تعداد مشخصی از تکرارهای متوالی که در آن، جواب بدست آمده در آخر تکرار الگوریتم ثابت باقی بماند، زمان اجرا به طور تحریبی حاصل می‌شود. زمان‌ها بر حسب ثانیه می‌باشند.

۱-۴-۵. مسایل کوچک

ابتدا برای هر نوع مسأله، متوسط T_{\max} الگوریتم‌های فرآبتكاری با زمان تکمیل برنامه بهینه مقایسه می‌شود که نتایج در جدول ۲ نشان داده شده است. این نتایج نشان می‌دهد که GA کارتر است و کیفیت حل خوبی دارد. درصد خطای الگوریتم‌ها بدین صورت تعریف می‌شود:

$$\text{Percentage error} = \frac{T_{\max}(Alg) - T_{\max}(IP)}{T_{\max}(IP)} \quad (22)$$

که $T_{\max}(Alg)$ و $T_{\max}(IP)$ به ترتیب زمان تکمیل برنامه بدست آمده توسط الگوریتم فرآبتكاری و IP هستند.

جدول ۲. نتایج مقایسه مسایل کوچک حل شده با برنامه ریزی عدد صحیح و الگوریتم‌های فرآبتكاری

اندازه مسأله	GA	SA	TS
۳×۳×۳	۰/۰۰	۰/۰۰	۰/۰۰
۴×۴×۴	۰/۰۰	۰/۰۰	۱/۱۸
۵×۴×۳	۰/۰۰	۰/۰۰	۲/۷۸
۵×۵×۴	۰/۰۰	۰/۳۱	۱/۹۳
۶×۸×۵	۰/۰۰	۰/۰۰	۱/۹۶
۷×۸×۴	۰/۰۴	۱/۰۶	۱/۹۴
۸×۸×۴	۰/۷۸	۱/۳۹	۱/۴۶
۹×۷×۴	۰/۷۹	۱/۰۶	۱/۳۶
۹×۹×۳	۰/۶۷	۰/۷۵	۱/۱۹
۱۰×۶×۳	۰/۹۰	۰/۹۶	۲/۲۴
میانگین	۰/۳	۰/۶	۱/۶

ترتیب پردازش هر کار روی ماشین‌ها L بار تکرار می‌شود. بنابراین هر کار دارای L زیر-کار است و در کل nL زیر-کار داریم. در فرمول بالا، k شمارندهٔ زیر-کارهاست. t_{kj} زمان پردازش زیر-کار k روی ماشین j است. با این تعریف می‌توان مسأله جریان کارگاهی غیر دوباره وارد شونده را با مسأله جریان کارگاهی غیر دوباره وارد شونده مطابقت داده و حد پایینی برای زمان تکمیل کارها بدست آورد. چهار سناریو برای موعدهای تحويل با ترکیبات مختلف برای T و R به صورت زیر می‌باشد:

- سناریو ۱: $T=0/2$ و $R=0/6$
- سناریو ۲: $T=0/2$ و $R=1/2$
- سناریو ۳: $T=0/4$ و $R=0/6$
- سناریو ۴: $T=0/4$ و $R=1/2$

برای هر ترکیب از تعداد کارها (n)، تعداد ماشین‌ها (m) تعداد سطح‌ها (L) و ماتریس زمان‌های پردازش، ما ۴ مثال طبق سناریوهای تعریف شده در بالا ایجاد می‌کنیم. نتایج ارایه شده حاصل میانگین برای این ۴ مثال می‌باشد.

۳-۵. ارزیابی نتایج محاسباتی

TS و SA را تحت معیار کمینه‌سازی T_{\max} با یکدیگر مقایسه می‌کنیم. چون تابع هدف از نوعی است که ممکن است مقدار جواب بهینه به صفر برسد، برای مقایسه اندازه گیری کارایی، شاخص انحراف نسبی (RDI) انتخاب می‌شود. RDI به صورت معادله (۲۱) محاسبه می‌گردد:

$$RDI = \frac{Alg_{sol} - Min_{sol}}{Max_{sol} - Min_{sol}} \quad (21)$$

که Alg_{sol} مقدار هدف بدست آمده توسط الگوریتم در دست برای نمونه مورد نظر است. همچنین Min_{sol} و Max_{sol} به ترتیب بهترین و بدترین حل بدست آمده توسط هر کدام از الگوریتم‌هاست. واضح است که مقادیر کمتر RDI ارجح ترند. در مواردی که Max_{sol} و Min_{sol} با یکدیگر برابرند (یعنی همهٔ الگوریتم‌ها حل یکسانی را ایجاد می‌کنند)، RDI برای همهٔ الگوریتم‌ها صفر خواهد شد.

۴-۵. نتایج محاسباتی

در این آزمایش‌ها برای از بین رفتن تبعات حاصل از تصادفی بودن نتایج، ۴ بار هر نوع مسأله اجرا می‌شود و T_{\max} متوسط تحلیل می‌گردد. مقدار کارامد یک پارامتر طبق پروسه زیر انتخاب می‌گردد. فرض کنید که در الگوریتم ژنتیک به دنبال مقدار کارامد برای پارامتر خاصی هستیم، پس چندین تست با ثابت نگه داشتن مقادیر پارامترهای دیگر و متغیر بودن آن پارامتر خاص انجام می‌دهیم.

همانطور که در جدول ۴ مشاهده می‌شود، الگوریتم ژنتیک با توجه به معیار اندازه گیری عملکرد مورد نظر برای مسایل متوسط، بهتر است.

۵-۴-۳. مسایل بزرگ

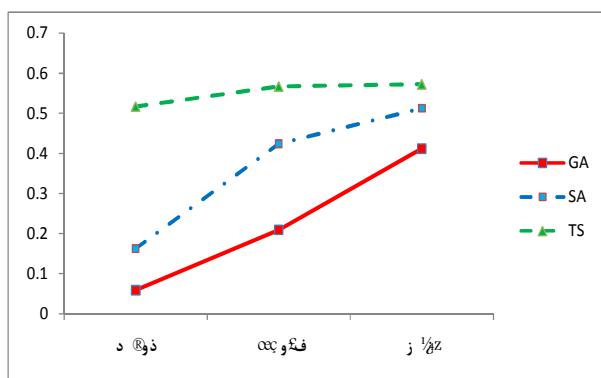
مسایل بزرگ با اساسی مشابه با دیگر مسایل، تست می‌شوند و انواع مسایل بزرگ تست شده در جدول ۵ نشان داده شده‌اند. برتری الگوریتم ژنتیک در آزمایشات مربوط به این مسایل نیز تأیید می‌گردد.

جدول ۵. نتایج مقایسات الگوریتم‌ها برای مسایل بزرگ

اندازه مسأله	GA	SA	TS	زمان اجرا
۲۵×۲۵×۱۰	۰/۴۸۰۱	۰/۵۰۰۷	۰/۵۱۶۲	۶۲۵۰
۳۰×۳۰×۷	۰/۳۶۱۳	۰/۵۰۷۳	۰/۶۱۳۵	۶۳۸۰
۴۰×۴۰×۶	۰/۴۲۵۸	۰/۵۲۱۸	۰/۵۶۰۷	۹۶۹۰
۵۰×۵۰×۵	۰/۴۲۶۲	۰/۴۸۳۶	۰/۵۶۰۳	۱۰۸۰۰
۶۰×۶۰×۳	۰/۳۶۴۲	۰/۵۴۹۸	۰/۶۱۱۱	۱۲۵۰۰
میانگین	۰/۴۱۱۵	۰/۵۱۲۶	۰/۵۷۲۳	۹۱۲۴

۵-۴-۴. تحلیل نتایج با توجه به اندازه مسأله

در این قسمت، به منظور بررسی تأثیر تعداد کارها بر کارایی الگوریتم‌ها، مبنای مقایسات بر اساس اندازه مسأله قرار گرفته و نتایج حاصل از این مقایسه در شکل ۴ نشان داده شده است. چنانکه در این شکل مشاهده می‌شود، در تمام اندازه‌ها الگوریتم ژنتیک دارای کارایی بهتری نسبت به سایر الگوریتم‌ها می‌باشد. الگوریتم شبیه سازی تبرید نیز نسبت به الگوریتم جستجوی ممنوع بهتر می‌باشد.



شکل ۴. نمودار متوسط درصد انحراف نسبی برای الگوریتم‌های مختلف

در این آزمایشات، RDI برای هر سه الگوریتم محاسبه شده و میانگین این مقادیر نیز برای ۱۰ مسأله نمونه آورده شده است. نتایج در جدول ۳ نشان داده شده است. الگوریتم ژنتیک با داشتن متوسط RDI کمتر، دارای کارایی بهتری نسبت به دو الگوریتم دیگر برای مسایل کوچک می‌باشد.

جدول ۳. نتایج مقایسات الگوریتم‌ها برای مسایل کوچک

اندازه مسأله	GA	SA	TS	زمان اجرا
۳×۳×۳	۰/۰۰۰۰	۰/۰۰۰۰	۰/۰۰۰۰	۰/۹
۴×۴×۴	۰/۰۰۰۰	۰/۰۰۰۰	۰/۰۷۵۰	۲/۰
۵×۴×۳	۰/۰۰۰۰	۰/۰۰۰۰	۰/۲۶۸۳	۲/۴
۵×۵×۴	۰/۰۰۰۰	۰/۱۲۱۲	۰/۷۵۷۶	۳/۶
۶×۸×۵	۰/۰۰۰۰	۰/۰۰۰۰	۰/۹۰۰۰	۱۳/۶
۷×۸×۴	۰/۰۰۹۸	۰/۳۴۳۷	۰/۷۷۱۷	۱۷/۹
۸×۸×۴	۰/۲۰۱۲	۰/۴۶۰۴	۰/۵۸۸۰	۲۴/۰
۹×۷×۴	۰/۱۸۸۱	۰/۳۶۷۸	۰/۶۱۴۹	۲۵/۶
۹×۹×۳	۰/۰۸۳۵	۰/۱۹۲۹	۰/۷۸۵۷	۲۲/۹
۱۰×۶×۳	۰/۱۰۳۷	۰/۱۴۳۴	۰/۴۰۷۴	۲۱/۸
میانگین	۰/۰۵۸۶	۰/۱۶۲۹	۰/۵۱۶۹	۱۳/۵

۵-۴-۲. مسایل متوسط

برای مسایل متوسط برای ۱۰ اندازه مختلف، مسایل نمونه با هدف کمینه‌سازی T_{max} اجرا شده و نتایج در جدول ۴ ارایه شده است.

جدول ۴. نتایج مقایسات الگوریتم‌ها برای مسایل متوسط

اندازه مسأله	GA	SA	TS	زمان اجرا
۱۱×۱۷×۵	۰/۱۲۹۳	۰/۶۳۶۷	۰/۶۴۷۸	۲۰۸/۷
۱۲×۲۰×۶	۰/۱۷۵۸	۰/۶۷۷۰	۰/۷۹۱۹	۳۷۵/۲
۱۳×۱۹×۷	۰/۱۹۳۳	۰/۳۰۱۴	۰/۵۹۵۱	۴۱۰/۰
۱۴×۱۸×۹	۰/۱۱۱۸	۰/۰۹۴۶	۰/۵۵۹۹	۶۵۲/۹
۱۵×۱۷×۶	۰/۰۷۲۳	۰/۳۳۴۲	۰/۱۷۳۷	۴۰۹/۱
۱۶×۱۶×۷	۰/۰۸۲۲	۰/۴۱۷۴	۰/۶۹۳۳	۵۲۷/۷
۱۷×۱۵×۸	۰/۳۰۱۷	۰/۲۲۵۰	۰/۴۷۶۷	۶۵۷/۰
۱۸×۱۶×۶	۰/۲۹۴۵	۰/۳۷۴۴	۰/۵۳۶۶	۴۶۶/۹
۱۹×۱۲×۱۰	۰/۱۲۹۴	۰/۴۴۹۸	۰/۵۷۵۴	۷۶۴/۸
۲۰×۱۵×۸	۰/۶۰۱۳	۰/۶۳۰۰	۰/۶۱۸۸	۸۴۰/۸
میانگین	۰/۲۰۹۱	۰/۴۲۴۰	۰/۵۶۶۹	۵۳۱/۳

- [7] Gupta, A.K., Sivakumar, A.I., "Job Shop Scheduling Techniques in Semiconductor Manufacturing", International Journal of Advanced Manufacturing Technology, Vol. 27, No.11-12, 2006, pp.1163-1169.
- [8] Pan, J.C.H., Chen, J.S., "Mixed Binary Integer Programming Formulations for the Reentrant Job Shop Scheduling Problem", Computers & Operations Research, Vol. 32, 2005, pp. 1197-1212.
- [9] Pan, J.C., Chen, J.S., "Minimizing Makespan in Re-Entrant Permutation Flow-Shops", Journal of the Operational Research Society, Vol. 54, 2003, pp. 642-53.
- [10] Chen, J.S., "A Branch and Bound Procedure for the Reentrant Permutation Flow-Shop Scheduling problem", International Journal of Advanced Manufacturing Technology, Vol. 29, 2006, pp. 1186-1193.
- [11] Chen, J.S., Pan, J.C.H., Lin, C.M., "A Hybrid Genetic Algorithm for the Re-Entrant Flow-Shop Scheduling Problem", Expert Systems with Applications, Vol. 34, 2008, pp. 570-577.
- [12] Chen, J.S., Pan, J.C.H., Wu, C.K., "Minimizing Makespan in Reentrant Flow-Shops using Hybrid Tabu Search", International Journal of Advanced Manufacturing Technology, Vol. 34, 2007, pp. 353-361.
- [13] Chen, J.S., Pan, J.C.H., Wu, C.K., "Hybrid Tabu Search for Re-Entrant Permutation Flow-Shop Scheduling Problem", Expert Systems with Applications, Vol. 34, 2008, pp. 1924-1930.
- [14] Liu, M., Wu, C., "Genetic Algorithm using Sequence Rule Chain for Multi-Objective Optimization in re-Entrant micro-Electronic Production Line", Robotics and Computer-Integrated Manufacturing, Vol. 20, 2004, pp. 225-236.
- [15] Drobouchevitch, I.G., Strusevich, V.A., "A Heuristic Algorithm for Two-Machine Re-Entrant Shop Scheduling", Annals of Operations Research, Vol. 86, 1999, pp. 417-439.
- [16] Choi, S.W., Kim, Y.D., "Minimizing Makespan on an m-Machine Re-Entrant Flowshop", Computers and Operations Research, Vol. 35, 2008, pp. 1684-1696.
- [17] Kang, Y.H., Kim, S.S., Shin, H.J., "A Scheduling Algorithm for the Reentrant Shop: an Application in Semiconductor Manufacture", International Journal of Advanced Manufacturing Technology, Vol. 35, No. 5, 2007, pp. 566-574.
- [18] Mönch, L., Driejel, R., "A Distributed Shifting Bottleneck Heuristic for Complex Job Shops", Computers and Industrial Engineering, Vol. 49, No. 3, 2005, pp. 363-380.
- [19] Kuroda, M., Tomita, T., Maeda, K., "Dynamic Control of a Cellular-Line Production System Under Variations in the Product Mix", International Journal of Production Economics, Vol. 60-61, 1999, pp. 439-445.

۶. نتیجه گیری و پیشنهادها

با توجه به اهمیت معیار حداکثر دیرکرد (T_{\max}) در ادبیات زمانبندی و نبود بررسی روش‌های فرالبتکاری برای حل مسأله جریان کارگاهی جایگشتی دوباره وارد شونده (RPFS) جند ماشینه با این معیار در ادبیات، این تحقیق مدل ریاضی مسأله را توسعه داده و سه الگوریتم فرالبتکاری را برای حل آن به کار می‌گیرد. در کد گذاری بر پایه کار برای بررسی انواع مختلف مسایل انجام می‌شود. نتایج نشان می‌دهد که الگوریتم ژنتیک در مقایسه با الگوریتم‌های شبیه‌سازی تبرید و جستجوی منعو، حل‌های مطلوبی را در یک زمان قابل قبول برای مسایل با اندازه‌های مختلف بدست می‌دهد. برای مسایل کوچک، درصد پیدا کردن حل‌های بهینه GA بیشتر است.

توسعه و بهبود الگوریتم‌های فرالبتکاری با ترکیب الگوریتم‌های ابتکاری و تحقیق کامل برای تعیین پارامترهای مناسب، برای تحقیقات آتی پیشنهاد می‌شود. همچنین می‌توان از روش‌های طراحی آزمایش برای بی‌بردن به بهترین عملگرها و روش جستجوی همسایه استفاده نمود. ایجاد فرض‌های جدید همانند در نظر گرفتن احتمال خرابی ماشین‌ها، اضافه کردن زمان‌های آماده-سازی، در نظر گرفتن زمان حمل و نقل مواد بین استگاه‌های کاری و یا هر فرض جدیدی که باعث واقعی تر شدن مسأله شود، به عنوان زمینه‌های جدید برای تحقیقات آینده پیشنهاد می‌شود. بکارگیری معیارهای کارایی دیگر و مقایسه با سایر الگوریتم‌های بهینه‌سازی نیز می‌تواند زمینه‌ای برای بررسی بیشتر باشد.

مراجع

- [1] Baker, K.R., *Introduction to Sequencing and Scheduling*. New York: John Wiley & Sons, 1974.
- [2] Wang, M.Y., Sethi, S.P., Van de Velde, S.L., "Minimizing Makespan in a Class of Re-Entrant Shops", Operations Research, Vol.45, No.5, 1997, pp.702-712.
- [3] Pinedo, M., *Scheduling: Theory, Algorithms, and Systems*. Prentice-Hall, New Jersey, 2002.
- [4] Uzsoy, R., Lee, C.Y., Martin-Vega, L.A., "A Review of Production Planning and Scheduling Models in the Semiconductor Industry, Part 1: System Characteristics, Performance Evaluation and Production Planning", IIE Trans, Vol. 24, 1992, pp.47-60.
- [5] Johnson, S.M., "Optimal Two- and Three-Stage Production Schedules with Set up Times included", Nav Res Logistics Q, Vol. 1, 1954, pp. 61-68.
- [6] Graves, S.C., Meal, H.C., Stefk, D., Zeghami, A.H., *Scheduling of Reentrant Flow Shops*, Technical report, Sloan School of management, 1983.

- [20] Choi, S.W., Kim, Y.D., Lee, G.C., “*Minimizing Total Uardiness of Orders with Reentrant Lots in a Hybrid Flowshop*”, International Journal of Production Research, Vol. 43, No. 11, 2005, pp. 2149–2167.
- [21] Demirko, I.E., Uzsoy, R., “*Decomposition Methods for Re-Entrant Flow Shops with Sequence-Dependent Setup Times*”, Journal of Scheduling, Vol. 3, No. 3, 2000, pp. 155–177.
- [22] Choi, S.W., Kim, Y.D., “*Minimizing Total Tardiness on a Two-Machine Re-Entrant Flowshop*”, European Journal of Operational Research, Vol. 199, 2009, pp. 375–384.
- [23] Koulamas, C., “*The Total Tardiness Problem: Review and Extensions*”, Operations Research, Vol. 42, 1994, pp. 1025–1041.
- [24] Holland, J., *Adaptation in Natural and Artificial Systems*, Ann Arbor: University of Michigan Press, 1975.
- [25] Gillies, A., *Machine Learning Procedures for Generating Image Domain Feature Detectors*, Ann Arbor: University of Michigan Press, 1985.
- [26] Murata, T., Ishibuchi, H., Tanaka, H., *Genetic Algorithms for Flows Shop Scheduling Problems*, Computers & Industrial Engineering, Vol. 30, No. 4, 1996, pp.1061–1071.
- [27] Kirkpatrick, S., Gelatt, C.D., Vecchi, M.P., “*Optimization by Simulated Annealing*”, Science, Vol. 220, 1983, pp. 671–680.
- [28] Glover, F., “*Tabu Search – Part I*”, ORSA Journal on Computing, Vol. 1, 1989, pp. 190–206.
- [29] Beasley, J.E., “*OR-Library: Distribution Test Problems by Electronic Mail*”, Journal of the Operational Research Society, Vol. 41 No.11, 1990, pp. 1069–1072.
- [30] Choi, S.W., Kim, Y.D., “*Minimizing Makespan on an m-Machine Re-Entrant Flowshop*”, Computers & Operations Research, Vol. 35, 2008, pp. 1684 – 1696.