ارائه مدل دوهدفه برای مسئلۀ زمان‌بندی جریان کارگاهی با محدودیت دسترسی به ماشین‌ها

محمد رضایی‌ملک[1]، رضا توکلی‌مقدم[2*] و فرشید عوض‌آبادیان[3]

[1] دانشجوی دکتری مهندسی صنایع پردیس دانشکده‌های فنی دانشگاه تهران

[2] استاد دانشکدۀ مهندسی صنایع پردیس دانشکده‌های فنی دانشگاه تهران

[3] کارشناس ارشد مهندسی صنایع پردیس دانشکده‌های فنی دانشگاه تهران

(تاریخ دریافت ۹۲/۴/۲۹ ـ تاریخ دریافت روایت اصلاح‌شده ۹۳/۲/۲۰ ـ تاریخ تصویب ۹۳/۳/۲۴)

چکیده

در این مقاله یک مدل ریاضی دوهدفۀ جدید برای مسئلۀ زمان‌بندی جریان کارگاهی جای‌گشتی در حالت بدون ایست با فرض عدم دسترسی به ماشین‌ها، به دلیل عملیات نگهداری و تعمیرات (نت) پیشگیرانه، ارائه می‌شود. این مدل شامل دو هدف حداقل‌سازی دامنۀ عملیات و حداقل‌سازی مجموع زودکرد و دیرکرد است. عملیات نتِ درنظرگرفته‌شده در این مقاله مدت زمان ثابت دارد و می‌تواند هر لحظه روی ماشین‌ها شروع شود. اما زمان بین دو عملیات نت متوالی نباید از یک مدت زمان مشخص بیشتر باشد. برای حل مدل پیشنهادی از روش چبیشف سطح ذخیره استفاده و نتایج عددی به‌دست‌آمده از اجرای مدل به کمک این روش گزارش شد. مقایسۀ نتایج این روش با روش محدودیت اپسیلون کارآمدی روش چبیشف سطح ذخیره را نشان می‌دهد.

واژه‌های کلیدی: بهینه‌سازی دوهدفه، دامنۀ عملیات، زمان‌بندی جریان کارگاهی جای‌گشتی، مجموع زودکرد و دیرکرد، نت پیشگیرانه

مقدمه

مسئلۀ زمان‌بندی به معنای تعیین توالی انجام‌دادن کارها به گونه‌ای است که هدف معینی را در سیستمی مفروض برآورده کند. در این مسئله تعدادی کار وجود دارد. در هر لحظه هر ماشین حداکثر می‌تواند یک کار را پردازش کند و هر کار را باید تعدادی از ماشین‌ها پردازش کنند. زمان پردازش کار i بر ماشین j به صورت p_{ij} نمایش داده می‌شود. بر حسب تعداد ماشین‌ها، سیستم‌ها به دو نوع تک‌ماشینه[1] و چندماشینه تقسیم می‌شوند. سه مدل از مدل‌های مشهور برای حالت چندماشینه عبارت‌اند از جریان کارگاهی[2]، کار کارگاهی[3]، و کارگاه باز[4]. در جریان کارگاهی هر کار به m عملیات نیاز دارد که اولین عمل آن باید روی ماشین m_1، دومین عمل آن روی ماشین m_2، و به همین ترتیب روی بقیۀ ماشین‌ها انجام شود [۱]. در مسئلۀ جریان کارگاهی جای‌گشتی ترتیب پردازش کارها روی ماشین‌ها برای هر مرحلۀ بعدی پردازش یکسان است [۱].

هر یک از مدل‌های اشاره‌شده می‌توانند مفروضات و محدودیت‌هایی داشته باشند. زمان دسترسی به کار[5]، زمان راه‌اندازی[6]، قابلیت انقطاع[7]، پیش‌نیازی[8]، و دردسترس‌بودن[9] از این مفروضات و محدودیت‌هاست [۱]. در بیشتر تحقیق‌هایی که در زمینۀ زمان‌بندی کارها صورت گرفته، فرض شده ماشین‌ها همواره برای پردازش در دسترس‌اند. ولی این فرض در فضای واقعی صنعت در بیشتر موارد درست نیست. زیرا ممکن است یک ماشین طی دورۀ زمانی خاصی، به دلایلی همچون خرابی ماشین[10] یا عملیات نگهداری و تعمیرات (نت) پیشگیرانه[11]، در دسترس نباشد. در صورتی که عدم دسترسی به ماشین‌ها به دلیل عملیات نت پیشگیرانه

نویسندۀ مسئول: تلفن: ۸۲۰۸۴۱۸۳ Email: tavakoli@ut.ac.ir

باشد، دو حالت ممکن است رخ دهد. حالت اول آن است که زمان عملیات نت مشخص باشد و در حالت دیگر ممکن است زمان شروع عملیات نت از پیش تعیین نشده و به متغیر تصمیم وابسته باشد؛ طوری که این عملیات می‌تواند در هر لحظه روی ماشین‌ها شروع شود، ولی زمان بین دو عمل نت متوالی نباید از مقدار مشخصی بیشتر باشد. این پژوهش به بررسی مسئله در حالت دوم پرداخت.

هر دورهٔ عدم دسترسی به یک ماشین را یک حفره[۱۲] می‌نامند. بسته به عملکرد ماشین‌ها روی کارها، می‌توان سه سناریو[۱۳] برای عملی که بخشی از آن به علت عدم دسترسی ناتمام مانده است در نظر گرفت؛ سناریوی قابل ادامه‌دهی[۱۴]، سناریوی غیر قابل ادامه‌دهی[۱۵]، سناریوی شبه قابل ادامه‌دهی[۱۶] [۱]. در سناریوی غیر قابل ادامه‌دهی، بعد از حفره، زمان عمل برابر کل زمان عمل اصلی است. به عبارت دیگر، در این حالت، در صورت وقوع خرابی، عمل باید از سر گرفته شود. در این پژوهش سناریوی غیر قابل ادامه‌دهی در نظر گرفته شد.

اهداف متفاوتی در توالی کارها در مسئلهٔ زمان‌بندی دنبال می‌شوند؛ از جمله [۱]: حداقل‌سازی دامنهٔ عملیات[۱۷]، حداقل‌سازی حداکثر دیرکرد[۱۸] (فاصلهٔ زمانی بین زمان موعد تحویل یک کار و زمان تکمیل آن)، حداقل‌سازی مجموع زمان‌های تکمیل[۱۹] (وزنی)[۲۰]، حداقل‌سازی مجموع دیرکرد[۲۱] (وزنی)[۲۲]، و حداقل‌سازی مجموع زودکرد و دیرکرد[۲۳]. حداقل‌سازی دامنهٔ عملیات عبارت است از حداقل‌سازی زمان تکمیل همهٔ کارهایی که باید در برنامه‌ریزی انجام شود. به عبارت دیگر، زمانی را که آخرین کار تمام می‌شود حداقل می‌کند. حداقل‌سازی مجموع زودکرد و دیرکرد عبارت است از حداقل‌سازی مجموع زودکرد و دیرکرد از زمان موعد تحویل کارها.

پیشینهٔ تحقیق

مطالعات بسیاری در زمینهٔ بررسی عملیات نت در سیستم جریان کارگاهی صورت گرفته است. در این میان سیستم جریان کارگاهی با دو ماشین توجه بیشتری به خود معطوف کرده است [۲].

مسئلهٔ دوماشینه

اولین مسئلهٔ دوماشینهٔ جریان کارگاهی با درنظرگیری محدودیت دسترسی را لی [۳] بررسی کرد. اگرچه مسئلهٔ دوماشینهٔ ساده، بدون وجود حفره روی ماشین‌ها، قابل حل با روش قانون جانسون[۲۴] در زمان خطی بود، او با درنظرگرفتن یک حفره روی ماشین اول ثابت کرد که این مسئله NP-hard[۲۵] است و یک روش برنامه‌ریزی پویا[۲۶] برای حل بهینهٔ آن ارائه کرد. او همچنین دو روش ابتکاری[۲۷]، یکی در صورتی که یک حفره روی ماشین اول رخ دهد و دیگری برای حالتی که حفره روی ماشین دوم رخ دهد، ارائه داد. آلایوی و همکاران [۴] اعلام کردند در صورتی که زمان حفرهٔ اول به طور دقیق برابر باشد با زمان پردازش کل کارهای مجموعه‌ای که قبل از حفره واقع می‌شود، آن‌گاه الگوریتم جانسون[۲۸] به جواب بهینه منجر می‌شود. آن‌ها این موضوع را با مقایسهٔ زوجی ثابت کردند. بریت [۵] و ان‌جی و کوالیوف [۶] مسئلهٔ دوماشینه با وجود یک حفره روی ماشین اول را مطالعه کردند. آن‌ها ابتدا خصوصیت‌هایی را برای توالی بهینه بیان کردند و روشی ابتکاری با بدترین خطای نسبی[۲۹] ۳٫۲ برای مسئله ارائه دادند. لی [۳] نشان داد در صورتی یک توالی بهینه برای مسئله وجود دارد که در آن مجموعه کارهایی که بعد از ماشین دوم انجام می‌شود و سایر کارهای باقی‌مانده بر اساس قانون جانسون مرتب شده باشد. ان‌جی و کوالیوف [۶] ثابت کردند جواب بهینه‌ای وجود دارد که در آن کارهایی که روی ماشین دوم بعد از حفره رخ می‌دهد بر اساس قانون جانسون مرتب شده است. وانگ و چنگ [۷] برای همین مسئله، در صورتی که زمان آماده‌سازی به فرضیات اضافه شود، روشی ابتکاری با بدترین خطای نسبی ۲٫۳ ارائه کردند.

مسائل زمان‌بندی به وسیلهٔ سه‌گانهٔ $\alpha|\beta|\gamma$ توصیف می‌شوند. α محیط کاری را توصیف می‌کند و شامل یک نهاده می‌شود. β ویژگی‌ها و محدودیت‌های فرآیند را توصیف می‌کند و ممکن است هیچ ویژگی خاصی به وسیلهٔ آن بیان نشود (بدون نهاده). γ به هدفی اشاره می‌کند که حداقل‌سازی می‌شود و فقط شامل یک نهاده می‌شود [۱].

با توجه به فرض‌های قابل ادامه‌دهی و شبه قابل ادامه‌دهی و غیر قابل ادامه‌دهی بودن کارها، تحقیق‌های زیادی انجام شده است. لی [۸] مسئله‌های $F_2,h_{11}|sr\text{-}a|C_{max}$، $F_2,h_{21}|sr\text{-}a|C_{max}$ و $F_2,h_{j1}|sr\text{-}a|C_{max}$ را بررسی کرد. F_m سیستم mماشینه را نشان می‌دهد. h_{ji} بیان‌کنندهٔ تعداد حفره‌هایی (i) است که روی ماشین j اتفاق می‌افتد. sr نشان‌دهندهٔ قابلیت شبه ادامه‌دهی کار است. و a محدودیت دسترسی به ماشین‌ها را نشان می‌دهد. لی در پژوهش خود [۸] از پارامتر αای استفاده کرد که نشان‌دهندهٔ درصد کاری است که بعد از در دسترس قرار گرفتن ماشین باید دوباره پردازش شود ($\alpha\leq1$). او نشان داد الگوریتم جانسون برای مسئلهٔ $F_2,h_{j1}|sr\text{-}a|C_{max}$ به جواب بهینه منجر خواهد شد و برای مسئلهٔ قابل ادامه‌دهی (r)، $F_2,h_{j1}|r\text{-}a|C_{max},\alpha=0$، درنظرگرفتن فرض توالی ثابت مناسب است. برای مسئلهٔ $F_2,h_{11}|sr\text{-}a|C_{max}$ او یک الگوریتم بر مبنای برنامه‌ریزی پویا ارائه کرد و نشان داد الگوریتم جانسون به جوابی با شعاع خطای کوچک‌تر از ۱ منتهی می‌شود. لی [۸] برای مسئلهٔ $F_2,h_{21}|sr\text{-}a|C_{max}$ نشان داد که الگوریتم جانسون به جوابی با محدودهٔ خطای $R_{JA}\leq\max\{1/2,\alpha\}$ منتهی می‌شود. همچنین نشان داد مسئلهٔ $F_2,h_{j1}|sr\text{-}a|C_{max}$، با فرض $\alpha>0$، مسئلهٔ NP-hard است و الگوریتم جانسون برای این مسئله به جوابی با شعاع خطای α منجر می‌شود ($R_{JA}\leq\alpha$). چنگ و وانگ [۹] حالت خاصی از مسئلهٔ $F_2,h_{21}|sr\text{-}a|C_{max}$ را در نظر گرفتند و راه‌حلی ابتکاری، با بدترین حالت نسبی $R_H\leq2/3$، برای حالت شبه قابل ادامه‌دهی ارائه کردند. در حالت غیر قابل ادامه‌دهی (nr)، آلایوی و همکاران [۴] مسئله را برای حالتی که فقط یک محدودیت دسترسی روی ماشین اول داشته باشیم ($F_2,h_{11}|nr\text{-}a|C_{max}$) مطالعه کردند. آن‌ها یک مدل برنامه‌ریزی پویا طبق آنچه لی [۳] گفته بود ارائه کردند که مستقل از زمان پردازش کارها بود. این موضوع موجب شد حجم محاسبات جهت جست‌وجوی جواب بهینه کاهش یابد. آن‌ها همچنین شرایطی را مطرح کردند که در آن قانون جانسون به جواب بهینه منجر می‌شود و ثابت کردند در سایر شرایط بدترین حالت خطای نسبی قانون جانسون کمتر یا مساوی ۱ است. آلایوی و آرتیبا [۱۰] مسئلهٔ جریان کارگاهی ترکیبی با محدودیت دسترسی را به منظور حداقل‌سازی دامنهٔ عملیات در حالت دوماشینه در نظر گرفتند. آن‌ها برنامه‌ریزی پویایی برای مسئله ارائه دادند و آن را با الگوریتم شاخه و کران حل کردند.

در مسئلهٔ جریان کارگاهی دوماشینه با محدودیت ذخیره، اگر کاری روی ماشین اول تمام شد ولی ماشین دوم همچنان مشغول کار بود، کار بدون هیچ محدودیتی می‌تواند ذخیره شود تا ماشین دوم آزاد شود. اما در مسئلهٔ جریان کارگاهی دوماشینه، در حالت بدون ایست، امکان توقف کار بین ماشین‌ها وجود ندارد. زمان شروع پردازش کار روی ماشین دوم برابر است با زمان تکمیل کار روی ماشین اول. همهٔ کارها باید به طور پیوسته، بدون تأمل بین ماشین‌ها، انجام شود. در ادامه، مسئلهٔ دوماشینهٔ جریان کارگاهی بدون ایست، با درنظرگرفتن محدودیت دسترسی، بررسی می‌شود.

این مسئله با درنظرگرفتن فقط یک حفره روی یک ماشین NP-hard خواهد بود و در صورتی که بیش از یک حفره روی یکی از ماشین‌ها داشته باشیم، مسئله به‌شدت NP-hard خواهد شد. اسپینوس و همکاران [۱۱، ۱۲] روشی ابتکاری بر پایهٔ الگوریتم گیلمور و گومری[۳۰] با بدترین حالت نسبی $R_H\leq1$، برای حالتی که فقط یک حفره روی ماشین اول باشد، ارائه دادند؛ برای دو حالت قابل ادامه‌دهی و غیر قابل ادامه‌دهی. آن‌ها همچنین روش ابتکاری دیگری برای این مسئله با یک حفره روی ماشین دوم، برای دو حالت قابل ادامه‌دهی و غیر قابل ادامه‌دهی، ایجاد کردند که خطای نسبی آن $R_H\leq1$ است. وانگ و چنگ [۱۳] دو الگوریتم بهبودیافته برای دو مدل غیر قابل ادامه‌دهی ارائه دادند که اسپینوس و همکاران [۱۱] آن را مطالعه کرده بودند. آن‌ها در الگوریتم خود ۳ تا ۵ توالی برای مسئله ایجاد می‌کردند و سپس کوچک‌ترین عدد را از میان مقادیر دامنهٔ عملیات به منزلهٔ الگوریتم بهبودیافته معرفی می‌کردند. آن‌ها نشان دادند الگوریتم بهبودیافتهٔ جدید دارای بدترین حالت نسبی ۱٫۳ است. چنگ و لیو [۹] یک PTAS[۳۱] برای حالت غیر قابل ادامه‌دهی، در

صورتی که یک حفره روی فقط یک ماشین رخ دهد و دردسترس‌نبودن دو ماشین با هم تداخل نداشته باشد، ارائه دادند. کوبزین و استراسویچ [۱۴] مسئله را با وجود یک حفره روی ماشین دوم مطالعه کردند. آن‌ها سه حالت (قابل ادامه‌دهی، غیر قابل ادامه‌دهی، شبه قابل ادامه‌دهی) را در نظر گرفتند و نشان دادند که مسئله با وجود یک حفره روی ماشین اول NP-hard است و این نتیجه به‌راحتی برای یک حفره روی ماشین دوم قابل تعمیم خواهد بود. آن‌ها برای مسئله با یک حفره روی ماشین دوم الگوریتمی تقریبی برای هر سه حالت با بدترین حالت نسبی ۱٫۲ و الگوریتمی با بدترین حالت نسبی ۴٫۳ برای مسئلهٔ $F_2,h_{21}|r\text{-}a,no\text{-}wait|C_{max}$ ارائه دادند.

مسئلهٔ چندماشینه

آگون [۱۵] مسئله‌ای را با وجود چندین دوره عدم دسترسی برای هر ماشین در نظر گرفت ($F_m,h_{jk}|r\text{-}a,no\text{-}wait|C_{max}$). از آنجا که این مسئله به‌شدت NP-hard است، او در تعریف مسئلهٔ خود برای هر حفره یک پنجرهٔ زمانی[۳۲] در نظر گرفت که عملیات نت باید در آن صورت می‌گرفت. او ابتدا ثابت کرد فرضیهٔ توالی یکسان کارها برای همهٔ ماشین‌ها در حالت جدید برقرار نیست و اگر یک کار در ماشین اول زودتر از کار دیگری انجام شده باشد، می‌تواند در ماشین دوم بعد از کار دوم انجام شود تا جواب بهینه شود. او همچنین دو روش فراابتکاری[۳۳]، یکی بر پایهٔ الگوریتم ژنتیک[۳۴] و دیگری بر اساس جست‌وجوی ممنوع[۳۵]، برای حل مسئله پیشنهاد کرد. آگون و پورتمن [۱۶] روشی ابتکاری بر پایهٔ روش هندسی[۳۶] برای حل این مسئله ارائه کردند. در روش آن‌ها کارها به صورت زوجی انتخاب و روش هندسی برای آن‌ها اجرا می‌شود. بر پایهٔ این الگوریتم، آن‌ها روشی ابتکاری برای حل تقریبی مسئله با بیش از دو ماشین ارائه کردند.

مینلا و همکاران [۱۷] مقالات ارائه‌شده در زمینهٔ الگوریتم‌های زمان‌بندی کارگاهی چندهدفه را مرور و ارزیابی کردند. مختاری و همکاران [۱۸] یک مدل دوهدفه برای زمان‌بندی کارگاهی با فرض وابستگی زمان پردازش به منابع در دسترس ارائه دادند. آن‌ها دو هدف حداقل‌سازی زمان تکمیل نهایی و حداقل‌سازی کل هزینهٔ منابع را برای مسئله در نظر گرفتند. فرانسولینی و همکاران [۱۹] الگوریتم اصلاح‌شدهٔ جست‌وجوی هارمونی[۳۷] برای مسئلهٔ زمان‌بندی جریان کارگاهی چندهدفه ارائه دادند. آن‌ها سه هدف حداقل‌سازی حداکثر دیرکرد، زمان جریان، و حداکثر مدت تکمیل کل کارها را در نظر گرفتند. خلیلی و توکلی‌مقدم [۲۰] یک الگوریتم الکترومغناطیس[۳۸] دوهدفه برای مسئله ارائه دادند. آن‌ها دو هدف حداکثر مدت تکمیل کارها و مجموع دیرکرد وزنی را در نظر گرفتند. در پژوهش حاضر دو هدف حداقل‌سازی دامنهٔ عملیات و مجموع زودکرد و دیرکرد، به منزلهٔ اهداف مسئله، در نظر گرفته شد.

مرور پیشینهٔ تحقیق نشان داد تحقیقات بسیاری در زمینهٔ مسئلهٔ زمان‌بندی کارها در سیستم جریان کارگاهی با درنظرگرفتن عملیات نت صورت گرفته است. در این پژوهش‌ها اغلب بهینگی مسئله و خصوصیات جواب بهینه در حالت دوماشینه بررسی شده و مطالعات بسیار کمی در زمینهٔ مسئلهٔ چندماشینه در سیستم جریان کارگاهی انجام شده است. تحقیقات انجام‌شده در این حوزه فقط مطالعات آگون [۱۵] و آگون و پورتمن [۱۶] است. آگون [۱۵] روشی ترکیبی از الگوریتم ژنیک و جست‌وجوی ممنوع برای رسیدن به جوابی تقریبی در حالت تک‌هدفه (حداقل‌سازی دامنهٔ عملیات) ارائه کرد. او برای عملیات نت پنجرهٔ زمانی مشخص کرد؛ به گونه‌ای که زمان مجاز شروع و پایان عملیات نت مشخص است. نیز، آگون و پورتمن [۱۶] یک الگوریتم تقریبی ابتکاری برای زمان‌بندی دوبه‌دوی کارها، مبتنی بر روش هندسی، با هدف حداقل‌سازی دامنهٔ عملیات، ارائه کردند. تفاوت پژوهش حاضر با دو پژوهش یادشده عبارت است از الف) ارائهٔ یک مدل ریاضی عدد صحیح مختلط برای مسئله؛ ب) حداقل‌سازی هم‌زمان دو هدف دامنهٔ عملیات و مجموع زودکرد و دیرکرد؛ ج) درنظرگرفتن پنجرهٔ زمانی برای عملیات نت، به گونه‌ای که فاصلهٔ بین دو عملیات نت متوالی از یک مدت زمان مشخص بیشتر نباشد. مزیت

اصلی درنظرگرفتن پنجرۀ زمانی بدین‌گونه، نسبت به آنچه آگون [۱۵] انجام داده است، این است که در واقعیت؛ حضور تجهیزات و افراد لازم برای عملیات نت در بازه‌های زمانی مشخص همیشه امکان‌پذیر نیست؛ در حالی که پنجرۀ زمانی تعریف‌شده در این پژوهش اجباری به انجام‌دادن عملیات در بازه‌ای مشخص ندارد، بلکه فرایند را ملزم به عملیات‌های نت متوالی در حداکثر فاصلۀ مجاز می‌کند، طوری که این فرض انعطاف‌پذیری بیشتری را برای برنامه‌ریزی تسهیلات در محیط کار فراهم می‌آورد.

به طور خلاصه، پژوهش حاضر به مطالعۀ جریان کارگاهی جای‌گشتی چندماشینه در حالت بدون ایست، با درنظرگرفتن محدودیت دسترسی به ماشین‌ها، به دلیل عملیات نت پیشگیرانه، می‌پردازد و یک مدل ریاضی جدید برای مسئله ارائه می‌دهد. دو تابع هدف حداقل‌سازی دامنۀ عملیات (C_{max}) و حداقل‌سازی مجموع زودکرد و دیرکرد در قالب مدل ریاضی چندهدفه در نظر گرفته شد.

توصیف مسئله

در این قسمت فرضیه‌های مسئله تشریح و در ادامه مدلی ریاضی برای مسئله ارائه می‌شود.

مفروضات

تعداد n کار و m ماشین وجود دارد. ترتیب و توالی ماشین‌ها ثابت است و هر یک از کارها باید توسط هر یک از ماشین‌ها پردازش شود. اما زمان پردازش کارها (p_{ij}) (زمان پردازش کار i روی ماشین j) متفاوت است. برای هر یک از ماشین‌ها دوره‌هایی وجود دارد که در آن‌ها ماشین‌ها در دسترس نیستند و تحت عملیات نت پیشگیرانه قرار می‌گیرند. زمان شروع عملیات نت ثابت نیست؛ ولی زمان بین دو عمل نت نباید از مدت زمان مشخصی (q_j) بیشتر باشد. همچنین در هر عمل نت پیشگیرانه برای هر ماشین زمان مشخص (w_j) صرف می‌شود.

در این پژوهش سناریوی غیر قابل ادامه‌دهی در نظر گرفته شد و مسئلۀ جریان کارگاهی جای‌گشتی با فرض بدون ایست بررسی شد.

متغیرهای مسئله

x_{it} در صورتی که کار iام ($i=1,\dots,n$) به عنوان tامین ($t=1,\dots,n$) کار توالی پردازش شود برابر ۱ و در غیر این صورت ۰ خواهد بود.

c_{ijt} زمان تکمیل کار iام روی jامین ($j=1,\dots,m$) ماشین، اگر کار i به منزلۀ tامین کار وارد چرخۀ کاری شود؛ در غیر این صورت برابر ۰ است.

r_{jt} زمان تمام‌شدن کار ماشین jام روی کاری که به عنوان کار tام وارد چرخۀ کاری می‌شود.

k_{ijt} حداکثر مقدار بین دو مقدار r_{jt-1} و c_{ij-1t}، در صورتی که مقدار x_{it} برابر ۱ باشد.

m_{kj} زمان پایان‌یافتن عمل نت kام ($k=1,\dots,S$) روی ماشین jام.

s_{jt} زمان تکمیل کار توالی tام روی ماشین jام.

y_{kjt} اگر kامین عمل نت روی ماشین jام درست بعد از عمل پردازش روی tامین کار ورودی صورت گیرد برابر ۱ است؛ در غیر این صورت برابر ۰ است.

Ψ_i تفاوت بین زمان تکمیل کار iام و موعد تحویل آن.

M عدد بزرگ.

مدل ریاضی

با توجه به فرضیه‌های یادشده، روابط ۱ تا ۱۷ برای مسئله ارائه می‌شود:

$$\min z_1 = \sum_{i=1}^{n} c_{imn} \quad (۱)$$

$$\min z_2 = \sum_{i=1}^{n} \psi_i \quad (۲)$$

s.t.

$$c_{ijt} = k_{ijt} + p_{ij} \times x_{it} \qquad \forall i,j,t \quad (۳)$$

$$k_{ijt} - r_{jt-1} \geq 0 \qquad \forall i,j,t \quad (۴)$$

$$k_{ijt} - c_{ij-1t} \geq -M \times (1 - x_{it}) \qquad \forall i,j,t \quad (۵)$$

$$\sum_{i=1}^{n} x_{it} = 1 \qquad \forall t \quad (۶)$$

$$\sum_{t=1}^{n} x_{it} = 1 \qquad \forall i \quad (۷)$$

$$r_{jt} = \sum_{i=1}^{n} c_{ijt} + \sum_{k=1}^{s} y_{kjt} \times w_j \quad \forall j,t \qquad (۸)$$

$$\sum_{j=1}^{m} c_{ijt} \le M \times x_{it} \quad \forall i,t \qquad (۹)$$

$$\sum_{t=1}^{n} y_{kjt} = 1 \quad \forall j,k \qquad (۱۰)$$

$$\sum_{t=1}^{n} t \times y_{k+1jt} \ge \sum_{t=1}^{n} t \times y_{kjt} \quad \forall k,j \qquad (۱۱)$$

$$m_{kj} - s_{jt} \ge -M \times \left(1 - y_{kjt}\right) \quad \forall k,j,t \qquad (۱۲)$$

$$m_{k+1j} - m_{kj} \le q_j \quad \forall k,j \qquad (۱۳)$$

$$\sum_{k=1}^{S} y_{kj10} = 0 \quad \forall j \qquad (۱۴)$$

$$\sum_{k=1}^{S} y_{kjt} \le 1 \quad \forall j,t \qquad (۱۵)$$

$$\psi_i \ge \left| \sum_{t=1}^{n} c_{imt} - d_i \right| \quad \forall i \qquad (۱۶)$$

$$x,y = \{0,1\} \quad s,c,r,k,m \ge 0 \qquad (۱۷)$$

رابطهٔ ۱ هدف حداقل‌سازی دامنهٔ عملیات را نشان می‌دهد. در این رابطه m آخرین ماشین و n آخرین کار است. رابطهٔ ۲ هدف حداقل‌سازی برای مجموع زودکرد و دیرکرد را نشان می‌دهد. رابطهٔ ۳ بیان‌کنندهٔ رابطهٔ بازگشتی بین انجام‌دادن کارهاست. رابطه‌های ۴ و ۵ مشخص می‌کنند منظور از k_{ijt} حداکثر مقدار بین دو مقدار r_{jt-1} و c_{ij-1t} است، در صورتی که مقدار x_{it} برابر ۱ باشد. به عبارت دیگر، زمان شروع کار ماشین jاُم روی قطعه‌ای که به منزلهٔ tامین کار وارد چرخه شده برابر است با حداکثر مقدار بین اتمام کار قطعهٔ tاُم روی ماشین j-1 و زمان اتمام کار ماشین jاُم روی قطعه‌ای که در توالی t-1اُم وارد چرخه شده است. دو رابطهٔ ۶ و ۷ بیان می‌کند که هر یک از کارها باید در یک نوبت وارد شود و هر یک از نوبت‌ها باید به یکی از کارها اختصاص پیدا کند. محدودیت ۸ زمان تمام‌شدن کار ماشین jاُم را روی کاری نشان می‌دهد که به منزلهٔ کار tاُم وارد چرخهٔ کاری می‌شود. محدودیت شمارهٔ ۹ بیان می‌کند در صورتی که کار i به منزلهٔ tامین کار توالی نباشد، حتماً همهٔ مقادیر c_{ijt} برابر ۰ خواهد بود. محدودیت ۱۰ بیانگر این موضوع است که عمل نت kاُم هر ماشین باید قبل از یکی از ماشین‌های توالی ۱ تا n انجام بپذیرد. محدودیت ۱۱ نشان‌دهندهٔ این است که شمارهٔ کاری (توالی) که عمل نت k روی آن انجام گرفته باید از شمارهٔ کاری (توالی) که عمل نت k+1 روی آن انجام شده بزرگ‌تر باشد. محدودیت ۱۲ و ۱۳ تضمین می‌کند فاصلهٔ زمانی بین دو عملیات نت باید کوچک‌تر یا مساوی q_j باشد. چون ممکن است همهٔ عمل‌های نت بعد از عمل دَهم رخ دهند. برای جلوگیری از این مشکل رابطهٔ ۱۴ را اضافه می‌کنیم و چون ممکن است دو عملیات نت بعد از یک ماشین رخ دهند، برای حل این مشکل رابطهٔ ۱۵ را در نظر می‌گیریم. محدودیت ۱۶ تفاوت بین زمان تکمیل کارها و موعد تحویلشان (d_i) را نشان می‌دهد که محدودیتی غیر خطی است؛ بنابراین به صورت رابطه‌های ۱۸ و ۱۹ بازنویسی می‌شود:

$$\sum_{t=1}^{n} c_{imt} - d_i \le \psi_i \quad \forall i \qquad (۱۸)$$

$$\sum_{t=1}^{n} c_{imt} - d_i \ge -\psi_i \quad \forall i \qquad (۱۹)$$

روش حل

در حل مسائل چندهدفه دستیابی به جواب بهینه امکان‌پذیر نیست. فقط می‌توان به مجموعهٔ جواب‌های نزدیک به بهینه رسید (مرز پارتو)[۳۹]. در چنین شرایطی، در این پژوهش، با درنظرگرفتن ویژگی مطالعهٔ موردی مطرح‌شده، تصمیم گرفته شد تصمیم‌گیرنده یا کاربر سیستم بتواند ترجیحات خود را با توجه به جواب‌های به‌دست‌آمده و محدودیت‌های فنی مطرح کند.

در شرایط حضور چندین جواب از یک طرف و ترجیحات تصمیم‌گیرنده از طرف دیگر، برای ورود به فاز عملیاتی نیاز به روشی که بتواند یک جواب را به مثابهٔ جواب نهایی مطرح کند احساس می‌شود. با توجه به شرایط مطرح‌شده، روش‌های تعاملی[۴۰] برنامه‌ریزی چندهدفه از سایر روش‌های موجود در حوزهٔ برنامه‌ریزی چندهدفه مناسب‌ترند. یکی از این روش‌ها روش RLTP[۴۱] است. در این روش، از سازوکاری ساختاریافته

برای کاهش جواب‌های غیرمغلوب[۴۲] استفاده شد تا مرجح‌ترین جواب مدنظر تصمیم‌گیرنده به دست آید. این روش سطوح ذخیره (RLs)[۴۳] را با توجه به نظر تصمیم‌گیرنده برای کاهش فضای هدف به کار می‌گیرد.

روش محدودیت اپسیلون[۴۴] مشابه RLTP از سطوح ذخیره برای حل مسائل چندهدفه استفاده می‌کند. بنابراین، در این پژوهش روش RLTP و محدودیت اپسیلون برای حل مسئلهٔ زمان‌بندی به کار رفت. در ادامه دو روش RLTP و محدودیت اپسیلون توضیح داده خواهد شد.

روش RLTP

روش RLTP شامل چهار گام برای اجراست [۲۱]:

۱. مقداردهی اولیه

تعیین تعداد جواب‌هایی (N) که در هر مرحله باید به تصمیم‌گیرنده ارائه شود؛ طوری که $N \geq P$ (P تعداد اهداف مسئله) است. سپس محاسبهٔ بردار مرجع (y^I) با حل P مسئلهٔ تک‌هدفه به صورت زیر صورت می‌پذیرد:

$$y^I = \left(y_1^I, y_2^I, \ldots, y_P^I\right),$$

$$y_k^I = \min\{f_k(x); x \in X\} - \varepsilon_k \geq 0 \; and \; \forall k = 1 to \; p$$

ε_k یک عدد مثبت کوچک است که در دستور کار روش چبیشف استفاده می‌شود. مقدار RL_kها یا سطوح ذخیره، طوری که $k=1, \ldots, p$ است، برابر $+\infty$ قرار می‌گیرد. حداکثر تعداد تکرارها[۴۵] نیز باید مشخص شود.

۲. نمونه‌گیری

با استفاده از رابطهٔ ۲۰ گروهی شامل $2N$ بردار متمایز از هم تولید می‌شود.

$$\Lambda = \left\{ \lambda \in R^p \middle| \lambda_k \in (0,1), \sum_{k=1}^{p} \lambda_k = 1 \right\} \quad (۲۰)$$

۳. حل

در این مرحله مدل چبیشف (رابطه‌های ۲۱ تا ۲۵) برای هر λ، که در گام ۲ به دست آمده است، حل می‌شود:

$$\min\left\{ \alpha - \rho \sum_{k=1}^{p} f_k(x) \right\} \quad (۲۱)$$

طوری که:

$$x \in X, \quad (۲۲)$$

$$\alpha \geq \lambda_k \left(f_k(x) - y_k^I \right) \quad \forall k = 1, \ldots, p \quad (۲۳)$$

$$f_k(x) \leq RL_k \quad \forall k = 1, \ldots, p \quad (۲۴)$$

طبق نظر استییور [۲۲]، ρ عددی مثبت و کوچک است که پیشنهاد می‌شود عددی بین ۰٫۰۰۰۱ تا ۰٫۰۱ انتخاب شود. در این پژوهش عدد ۰٫۰۰۰۱ انتخاب شده است. حال N جواب، که به صورت حداکثری متمایز از هم[۴۶] هستند، به شیوهٔ ارائه‌شده در مقالهٔ استییور [۲۲] انتخاب می‌شود. سپس N جواب انتخاب‌شده به تصمیم‌گیرنده ارائه می‌شود. اگر تصمیم‌گیرنده جواب‌های بهتری را مدنظر دارد، به گام ۴ می‌رویم. در غیر این صورت، تصمیم‌گیرنده مرجح‌ترین جواب خود را انتخاب می‌کند و بدین ترتیب حل پایان می‌پذیرد.

۴. تنظیم و تعدیل

طبق نظر تصمیم‌گیرنده، جواب‌های به‌دست‌آمده به دو مجموعه تقسیم می‌شوند؛ جواب‌های با ترجیح بیشتر و جواب‌های با ترجیح کمتر. سپس RL_kها دوباره به طریق زیر تنظیم می‌شوند و به گام ۲ بازمی‌گردیم. اگر تصمیم‌گیرنده نظری نداشته باشد، می‌توان با استفاده از فرایندی خودکار توسط RLTP، با استفاده از رابطهٔ ۲۵، RL_kهای جدید تنظیم‌شده را به دست آورد:

$$RL_k = MPWV_k - r\left(MPWV_k - CSWV_k\right) \quad (۲۵)$$

جایی که $CSWV_k$ بدترین مقدار در کل مجموعهٔ جواب‌های فعلی و $MPWV_k$ بدترین مقدار در مجموعهٔ جواب‌های با ترجیح بیشتر است. همچنین r به منزلهٔ فاکتور کاهش عددی بین ۰ و ۱ خواهد بود؛ طوری که هر قدر به ۱ نزدیک‌تر باشد فضای اهداف سریع‌تر کوچک می‌شود. پس از تنظیم RL_kهای جدید دوباره به گام ۲ بازمی‌گردیم. این روند ادامه پیدا می‌کند تا تصمیم‌گیرنده جواب‌های مورد نظر خود را انتخاب کند.

روش محدودیت اپسیلون

هیمز و همکاران [۲۳] روش محدودیت اپسیلون را برای اولین بار مطرح کردند. در این روش یکی از توابع هدف برای بهینه‌سازی انتخاب و توابع دیگر به محدودیت تبدیل می‌شوند. این محدودیت‌ها حد بالایی دارند (ε_i) که می‌توان آن‌ها را مقادیر RL_kها فرض کرد. غالب مسئله به روش محدودیت اپسیلون به شکل زیر

است:

$$\text{Min} \quad f_j(x)$$
$$\text{s.t.}$$
$$f_i(x) \le \varepsilon_i \qquad \text{For all } i=1, 2; \qquad j\neq i \quad (\varepsilon_i = RL_k)$$

حال، با استفاده از روش‌های ارائه‌شده در بخش بعد، نتایج حل مسئله ارائه می‌شود.

مطالعهٔ موردی

برای نشان‌دادن قابلیت اجرا و سودمندی مدل پیشنهادی و روش حل به‌کارگرفته‌شده، روش RLTP و محدودیت اپسیلون در نرم‌افزار GAMS[۴۷] کد شد و با داده‌های مطالعهٔ موردی در جدول ۱ حل شد. مقادیر زمان‌های بین دو عملیات نت متوالی کمتر یا مساوی مقدار ثابت ۳۰ دقیقه در نظر گرفته شد. در ادامه، نتایج، به تفکیک هر روش، گزارش می‌شود.

روش RLTP

در اولین مرحله، تصمیم گرفته شد در هر تکرار سه جواب به تصمیم‌گیرنده ارائه شود (N=3). جواب‌های حاصل از حل مسائل تک‌هدفه در جدول ۲ می‌آید. در مرحلهٔ دوم، شش بردار وزنی متمایز از هم، با توجه به مقالهٔ استییور [۲۲]، به صورت تصادفی تولید می‌شود. در مرحلهٔ سوم مدل چبیشف مربوطه برای هر λ حل می‌شود و نتایج در جدول ۳ می‌آید. در جدول ۳ آنچه با علامت * مشخص شده نشان‌دهندهٔ حل‌های با بیشینهٔ تمایزند که با روش پایشی که استییور [۲۲] ارائه کرده به دست آمده‌اند. اگر این نتایج رضایت تصمیم‌گیرنده را در بر داشته باشد، او باید مرجح‌ترین جواب مورد نظرش را انتخاب کند و بدین ترتیب حل پایان می‌یابد.

در این مسئله تصمیم‌گیرنده جواب پنجم را به منزلهٔ مرجح‌ترین جواب انتخاب می‌کند. در این جواب توالی کارها به ترتیب ۲، ۱۰، ۴، ۸، ۵، ۹، ۱، ۳، ۶، ۷ است. مقدار C_{max} و مجموع زودکرد و دیرکرد برای این مسئله به ترتیب برابر ۶۵۰٫۵۴۸ و ۹۵۵٫۳۵۵ است و تصمیم‌گیرنده امیدوار است در جست‌وجوهای بعدی جواب بهتری پیدا شود. RL_kهای جدید با استفاده از رابطهٔ ۲۵ محاسبه می‌شود:

$$RL_1 = 650.548 - 0.2 \times (650.548 - 1090) = 738.4384$$

توسط تصمیم گیرنده اعلام شده است: $RL_2 = 950$

جدول ۱. زمان پردازش کار i روی ماشین j

p_{ij}	1	2	3
1	30	80	20
2	10	20	40
3	50	40	12
4	20	60	25
5	40	20	34
6	70	30	18
7	10	50	16
8	10	120	21
9	50	110	30
10	80	30	40

جدول ۲. مقادیر بهینهٔ توابع هدف حاصل از حل تک‌هدفهٔ مسئله

حل بهینه برای مدل تک‌هدفه	Z_1	Z_2
حل بهینه برای z_1	582	3138
حل بهینه برای z_2	1050	166
مقدار ایده‌آل= y_K^I	581.9	165.9

جدول ۳. مقادیر بردار وزنی و تابع اهداف به‌دست‌آمده از مدل چبیشف

	1	2*	3	4*	5*	6
λ_1	0.90	0.40	0.85	0.19	0.92	0.28
λ_2	0.10	0.60	0.15	0.81	0.08	0.72
Z_1	653.092	882.387	702.591	1090.000	650.548	949.560
Z_2	806.631	366.225	849.817	785.000	955.355	308.879

جدول ۴. مرجح‌ترین جواب‌های روش RLTP

تکرار	RL_1	RL_2	Z_1	Z_2	$U(z)$
1	$+\infty$	$+\infty$	650.548	955.355	802.951
2	738.4384	950*	648.000	926.050	787.025

* با نظر تصمیم‌گیرنده در نظر گرفته شده است.

جدول ۵. نتیجهٔ حاصل از روش محدودیت اپسیلون

روش		Z_1	Z_2	$U(z)$
ε-constraint		209.050	194.343	201.6965

جدول ۶. نتایج حل مدل با روش RLTP و محدودیت اپسیلون

روش		Z_1	Z_2	$U(z)$
RLTP		648.000	926.050	787.025
ε-constraint		646.000	950.000	798

جدول ۷. نتایج حل مدل به وسیلهٔ دو روش RLTP و محدودیت اپسیلون با استفاده از بردارهای ترکیب وزنی متفاوت

وزن‌ها		$U(z)$ RLTP	$U(z)$ ε-constraint	$U(z)$ Min $U(z)$
0.1	0.9	898.245	919.6	898.245
0.35	0.65	828.7325	843.6	828.7325
0.45	0.55	800.9275	813.2	800.9275
0.5	0.5	787.025	798	787.025
0.55	0.45	773.1225	782.8	773.1225
0.65	0.35	745.3175	752.4	745.3175
0.9	0.1	675.805	676.4	675.805

پس از دو بار تکرار، رضایت تصمیم‌گیرنده با جواب ارائه‌شده در تکرار دوم فراهم می‌شود. جدول ۴ جواب مرجع روش RLTP در دو تکرار انجام‌شده و RLهای درنظرگرفته‌شده را نشان می‌دهد.

روش محدودیت اپسیلون

برای حل مسئله با استفاده از این روش، تابع هدف اول برای بهینه‌سازی انتخاب شد. تابع هدف دوم، بر اساس آنچه در پی می‌آید، به محدودیت تبدیل می‌شود و حد بالایی آن (ε_2) برابر RL_2=950 قرار داده می‌شود:

$$f_2(x) \leq \varepsilon_2 \quad \varepsilon_2 = RL_2 = 950$$

جدول ۵ نتیجهٔ حاصل از حل مدل را با استفاده از روش محدودیت اپسیلون نشان می‌دهد.

تحلیل حساسیت

برای مقایسهٔ کیفیت جواب‌های نهایی به‌دست‌آمده با روش RLTP و محدودیت اپسیلون یک تابع جمعی $U(z)$ با وزن‌های ۰٫۵ و ۰٫۵ به کار می‌رود. نتایج در جدول ۶ می‌آید. بر اساس جدول ۶، جواب حاصل از روش RLTP مقدار تابع تجمعی کمتری دارد و جوابی با کیفیت بیشتر نسبت به روش محدودیت اپسیلون ارائه می‌دهد. برای نتیجه‌گیری کلی دربارهٔ کیفیت جواب ارائه‌شده با این دو روش، جدول ۷ کیفیت جواب‌ها را به وسیلهٔ هفت ترکیب وزنی مختلف به‌کاررفته در تابع جمعی نشان می‌دهد. طبق نتایج درج‌شده در جدول ۷، RLTP بهتر از روش محدودیت اپسیلون در مسئلهٔ زمان‌بندی این پژوهش عمل می‌کند.

نتیجه‌گیری

در این پژوهش، مدل دوهدفهٔ جدید برای مسئلهٔ زمان‌بندی کارها در سیستم جریان کارگاهی جای‌گشتی با فرض وجود عملیات نت پیشگیرانه در حالت بدون ایست ارائه شد. عملیات نت دارای پنجرهٔ زمانی است؛ طوری که فاصلهٔ بین دو عمل نت متوالی نباید از یک مقدار مشخص بیشتر باشد. در این پژوهش سعی شد به مدل‌سازی ریاضی مسئله پرداخته شود. استفاده از این مدل برای حل مسائل کوچک و زمان‌بندی کارها در یک خط تولید کوچک مناسب است. نتایج حاصل از حل مدل به وسیلهٔ دو روش RLTP و محدودیت اپسیلون و مقایسهٔ انجام‌شده روی کیفیت جواب‌ها برتری روش RLTP را نشان می‌دهد.

برای گسترش این تحقیق می‌توان عدم دسترسی را با عدم قطعیت فرض کرد و از روش‌هایی که عدم قطعیت را در نظر می‌گیرند استفاده کرد؛ روش‌هایی همچون فازی، احتمالی، یا استوار[۴۸].

مراجع

1- Pinedo, M. (2008). *Scheduling: Theory, Algorithms, and Systems*. 3rd. Ed. Springer, New York.

2- Ma, Y., Chu, C., and Zuo, C. (2010). “A survey of scheduling with deterministic machine availability constraints.” *Computers & Industrial Engineering*, Vol 58, No. 2, 199–211.

3- Lee, C.- Y. (1997). “Minimizing the makespan in the two-machine flowshop scheduling problem with an availability constraint.” *Operations Research Letters*, Vol. 20, No. 3, 129–139.

4- Allaoui, H., Artiba, A., Elmaghrabyb, S. E., and Rianea, F. (2006). “Scheduling of a two-machine flowshop with availability constraints on the first machine.” *International Journal of Production Economics*, Vol. 99, No. (1–2), 16–27.

5- Breit, J. (2004). “An improved approximation algorithm for two-machine flow shop scheduling with an availability constraint.” *Information Processing Letters*, Vol. 90, No. 6, 273–278.

6- Ng, C. T. and Kovalyov, M. Y. (2004). “An FPTAS for scheduling a two-machine flowshop with one unavailability interval.” *Naval Research Logistics (NRL)*, Vol. 51, No. 3, 307–315.

7- Wang, X. and Edwin Cheng, T. C. (2007). “Heuristics for two-machine flowshop scheduling with setup times and an availability constraint.” *Computers & Operations Research*, Vol. 34, No. 1, 152–162.

8- Lee, C.- Y. (1999). “Two-machine flowshop scheduling with availability constraints.” *European Journal of Operational Research*, Vol. 114, No. 2, 420–429.

9- Cheng, T. C. E. and Liu, Z. (2003). “Approximability of two-machine no-wait flowshop scheduling with availability constraints.” *Operations Research Letters*, Vol. 31, No. 4, 319–322.

10- Allaoui, H. and Artiba, A. (2014). “Hybrid Flow Shop Scheduling with Availability Constraints.” *International Series in Operations Research & Management Science*, Vol. 200, 277–299.

11- Espinouse, M. L., Formanowicz, P., and Penz, B. (1999). “Minimizing the makespan in the two-machine no-wait flow-shop with limited machine availability.” *Computers & Industrial Engineering*, Vol. 37, No. (1–2), 497–500.

12- Espinouse, M. L., Formanowicz, P., and Penz, B. (2001). “Complexity Results and Approximation Algorithms for the Two Machine No-Wait Flow-Shop with Limited Machine Availability.” *The Journal of the Operational Research Society*, Vol. 52, No. 1, 116–121.

13- Wang, G. and Cheng, T. C. E. (2001). “Heuristics for two-machine no-wait flowshop scheduling with an availability constraint.” *Information Processing Letters*, Vol. 80, No. 6, 305–309.

14- Kubzin, M. A. and Strusevich, V. A. (2004). “Two-machine flow shop no-wait scheduling with a nonavailability interval.” *Naval Research Logistics (NRL)*, Vol. 51, No. 4, 613–631.

15- Aggoune, R. (2004). “Minimizing the makespan for the flow shop scheduling problem with availability constraints.” *European Journal of Operational Research*, Vol. 153, No. 3, 534–543.

16- Aggoune, R. and Portmann, M. -C. (2006). “Flow shop scheduling problem with limited machine availability: A heuristic approach.” *International Journal of Production Economics*, Vol. 99, No. (1–2), 4–15.

17- Minella, G., Ruiz, R., and Ciavotta, M. (2008). “A review and evaluation of multiobjective algorithms for the flowshop scheduling problem.” *INFORMS Journal on Computing*, Vol. 20, No. 3, 451–471.

18- Mokhtaria, H., Nakhai Kamal Abadia, I., and Cheraghalikhanib, A. (2011). “A multi-objective flow shop scheduling with resource-dependent processing times: trade-off between makespan and cost of resources.” *International Journal of Production Research*, Vol. 49, No. 19, 5851–5875.

19- Frosolinia, M., Bragliaa, M., and Zammoria, F. A. (2011). “A modified harmony search algorithm for the multi-objective flowshop scheduling problem with due dates.” *International Journal of Production Research*, Vol. 49, No. 20, 5957–5985.

20- Khalili, M. and Tavakkoli-Moghaddam, R. (2012). "A multi-objective electromagnetism algorithm for a bi-objective flowshop scheduling problem." *Journal of Manufacturing Systems*, Vol. 31, No. 2, 232–239.

21- Reeves, G. R. and MacLeod, K. R. (1999). "Some experiments in Tchebycheff-based approaches for interactive multiple objective decision making." *Computers and Operations Research*, Vol. 26, No. 13, 1311–1321.

22- Steuer, R. E. (1986). *Multiple criteria optimization: theory, computation, and application*. Wiley, New York.

23- Haimes, Y. Y., Wismer, D. A., and Lasdon, D. S. (1971). "On bicriterion formulation of the integrated systems identification and system optimization." *IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics*, Vol. SMC-1, No. 3, 296–97.

واژه‌های انگلیسی به ترتیب استفاده در متن

1- Single Machine
2- Flow Shop
3- Job Shop
4- Open Shop
5- Release Date
6- Setup Time
7- Preemption
8- Precedence
9- Availability
10- Failure
11- Preventive Maintenance
12- Hole
13- Scenario
14- Reusable (r)
15- Non-reusable (nr)
16- Semi Reusable
17- Makespan (C_{max})
18- Maximum Lateness (L_{max})
19- Total Completion Time
20- Total Weighted Completion Time
21- Total Tardiness
22- Total Weighted Tardiness
23- Total Earliness and Tardiness
24- Johnson's Rule
25- Non-deterministic Polynomial-time Hard
26- Dynamic Programming
27- Heuristic
28- Johnson Algorithm
29- Worst Case Ratio Error
30- Gilmor & Gamry Algorithm
31- Polynomial Time Approximation Solution
32- Time Window
33- Meta-heuristic

34- Genetic Algorithm
35- Tabu Search
36- Geometric Method
37- Harmony Search
38- Electromagnetic Algorithm
39- Pareto Front
40- Interactive Method
41- Reservation Level Tchebycheff Procedure
42- Non-dominated Solution
43- ε-constraint
44- Reservation Level
45- Iteration
46- Maximally Dispersed Solutions
47- General Algebraic Modeling System
48- Robust