International Journal of Industrial Engineering & Production Management (2014)

August 2014, Volume 25, Number 2
pp. 205-216

http://IJIEPM.iust.ac.ir/

Heuristic Approach for Scheduling and Order Acceptance in Flexible Flow Shop Environment

E. Asadi Gangraj & N. Nahavandi*

Ebrahim Asadi Gangraj; *PhD of Industrial Engineering; Faculty of Engineering; Tarbiat Modares University; Email: e.asadi@nit.ac.ir*
Nasim Nahavandi; *Associate Professor of Industrial Engineering; Faculty of Engineering; Tarbiat Modares University; n_nahavandi@modares.ac.ir*

KeyworXs

Scheduling;
Order acceptance;
Sequence dependent setup time;
Heuristic method;
Flexible flow shop

ABSTRACT

In this research, two problems, scheduling and order acceptance, is considered so that orders are defined based on their revenue and processing time in flexible flow shop environment with unrelated parallel machines. Two new heuristic methods, named SFAT and AFST, is developed for revenue maximization and makespan minimization. Also a mathematical model and two lower bounds are introduced for this problem. For performance evaluation, heuristic methods and lower bounds are compared with optimal solution. Results show that both heuristic methods are efficient and effective for scheduling and order acceptance problem.

© 2014 IUST Publication, IJIEPM. Vol. 25, No. 2, All Rights Reserved

* **CorresponXing author. Nasim Nahavandi**
Email: *n_nahavandi@modares.ac.ir*

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

نشـــریه بین المللـــی مهنـــدسی صنـــایع و مدیـــریت تولیـــد

شمـــاره ۲، جلـــد ۲۵، شهـــریور ۱۳۹۳
صفحـــه ۲۱۶-۲۰۶

نشریه بین المللی مهندسی صنایع و مدیریت تولید دانشگاه علم و صنعت ایران

ISSN: 2008-4870

http://IJIEPM.iust.ac.ir/

ارائه روش‌های ابتکاری برای حل مسأله زمانبندی و انتخاب سفارشات در محیط سری انعطاف‌پذیر

ابراهیم اسدی گنگرج و نسیم نهاوندی*

کلمات کلیدی

زمانبندی؛ انتخاب سفارشات؛
زمان آماده‌سازی وابسته به توالی؛
روش ابتکاری؛
محیط سری انعطاف‌پذیر

چکیده:

در این مقاله دو مسأله انتخاب و زمانبندی سفارشات به‌صورت همزمان مورد بررسی قرار می‌گیرد که در آن هر سفارش با توجه به میزان درآمد ناشی از تحویل آن به مشتری و مدت زمان فرآیند در محیط سری انعطاف‌پذیر با ماشین‌ها موازی غیرمشابه تعریف می‌شود. برای مدل یکپارچه انتخاب و زمانبندی سفارشات یک مدل ریاضی عدد صحیح با تابع هدف ترکیبی حداکثر نمودن درآمد و حداقل نمودن طول دوره ساخت ارائه شده است که برای هر کدام از توابع هدف یک حد پایین معرفی شده است؛ همچنین دو روش ابتکاری جدید با نام‌های SFAT و AFST برای حل این مسأله توسعه داده شده است. به منظور ارزیابی عملکرد مدل‌ها و روش‌های معرفی شده، حدود پایین و روش‌های ابتکاری با جواب بهینه مقایسه شده است. نتایج نشان می‌دهد که هر دو روش ابتکاری توسعه یافته دارای عملکرد مطلوبی در حل مسأله یکپارچه زمانبندی و انتخاب همزمان سفارشات دارند.

۱. مقدمه

امروزه انتخاب سفارشات، در محیط‌های کاری که توانایی فرآیند تمامی سفارشات رسیده را ندارند، مورد توجه تعداد زیادی از محققان قرار گرفته است. از منظر مدیران شرکت‌های تولیدی، یک شرکت ممکن است بنا به دلایل مختلفی نظیر تمرکز بازار، مزایای رقابتی و محدودیت ظرفیت تعدادی از سفارشات را رد یا قبول نماید. این شرکت‌های سعی دارند میزان درآمد خود را در یک افق زمانی محدود بیشینه نمایند؛ از این رو آنها تعدادی از سفارشات را رد یا قبول می‌کنند که این ممکن است بنا به دلایل مختلفی نظیر جهت‌گیری استراتژیک یک شرکت، وضعیت جاری ظرفیت و میزان سوددهی سفارش باشد. در این حالت مدیرات باید یک تعادل میان میزان درآمد ناشی از سفارشات و هزینه‌های تولید برقرار نمایند.

در این تحقیق بر روی شرکت‌هایی تمرکز شده است که سیاست آنها تولید برای سفارش[2] است که این سفارشات از مشتریان به واحد تولید می‌رسد. در اینجا فرض می‌شود که ظرفیت خط تولید توانایی پاسخگویی به تمامی سفارشات رسیده را ندارد. در بازار رقابتی موجود، یک تولید کننده می‌بایست از ظرفیت موجود به‌صورت کارا استفاده نماید تا بتواند با برآورده نمودن نیازهای مشتریان، میزان درآمد سفارشات را حداکثر نماید.

برای بررسی این موضوع، محیط کاری سری انعطاف‌پذیر با ماشین‌های غیرمشابه در این تحقیق در نظر گرفته شده است که توابع هدف برای مسأله، بیشینه نمودن درآمد و کمینه نمودن طول دوره ساخت[3] می‌باشد. در این تحقیق به این پرسش‌ها پاسخ داده می‌شود: در یک افق زمانی محدود کدامیک از سفارشات انتخاب شود به‌گونه‌ای که درآمد ناشی از آن بیشینه شود؟ سفارشات انتخاب شده به چه صورتی فرآیند شوند تا طول دوره ساخت کمینه شود؟

ادبیات مربوط به مسأله زمانبندی و انتخاب سفارشات در محیط سری انعطاف‌پذیر را می‌توان از دو منظر مورد بررسی قرار داد: زمانبندی در محیط سری انعطاف‌پذیر و انتخاب سفارشات.

تاریخ وصول: ۹۰/۱۲/۱۷
تاریخ تصویب: ۹۱/۶/۱۵

ابراهیم اسدی گنگرج؛ دانشجوی دکتری مهندسی صنایع؛ دانشکده فنی و مهندسی؛ دانشگاه تربیت مدرس

*نویسنده مسئول مقاله: **دکتر نسیم نهاوندی** دانشیار مهندسی صنایع؛ دانشکده فنی و مهندسی؛ دانشگاه تربیت مدرس؛
n_nahavandi@modares.ac.ir

[2] *Make to Order*
[3] *Makespan (Cmax)*

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

در ادبیات مربوط به زمانبندی هنگامی که n کار بر روی m مرحله فرآیند می‌شوند به‌گونه‌ای که در هر مرحله حداقل یک یا چند ماشین غیرمشابه وجود داشته باشد به عنوان زمانبندی در محیط سری انعطاف‌پذیر (FFS)[1] با ماشین‌های غیرمشابه شناخته می‌شود. محیط کاری FFS در شرکت‌های تولیدی مختلفی نظیر صنایع بسته‌بندی [۱]، صنایع تولید فولاد [۲] شرکت‌های تولیدی لوازم الکترونیکی [۳] و خط مونتاژ اتوموبیل [۴] وجود دارد. در محیط FFS با ماشین‌های غیرمشابه، مدت زمان فرآیند کارها متفاوت و وابسته به نوع ماشین و کار است. این تفاوت ممکن است به علت تفاوت میان ماشین‌ها باشد و یا نوعی ماشین خاص برای فرآیند یک کار مناسب‌تر باشد [۵]. تعدادی از محققان این خاصیت را در تحقیقات خود مورد ارزیابی قرار دادند که می‌توان به Kadipasaoglu و همکاران [۶و۷]، suresh [۸]، Hayrinen و همکاران [۹]، Jenabi و همکاران [۱۰] و He و همکاران [۱۱] اشاره نمود.

تعدادی از محققان برای زمانبندی در محیط‌های کاری مختلف از مفهوم زمانبندی بر پایه گلوگاه استفاده نموده‌اند. Acero-Dominguez و همکاران [۱۲] یک الگوریتم زمانبندی بر پایه گلوگاه برای محیط FFS معرفی نموده‌اند. تابع هدف در نظر گرفته شده برای مسأله، طول دوره ساخت می‌باشد. Quadt و Kuhn [۵] یک روش سلسله‌مراتبی زمانبندی مبتنی برگلوگاه در محیط FFS پیشنهاد نمودند.

Chen و Chen [۱۳] یک روش ابتکاری مبتنی بر گلوگاه را برای حل مسأله زمانبندی در محیط FFS پیشنهاد نمودند که تابع هدف در نظر گرفته شده طول دوره ساخت می‌باشد. روش ابتکاری توسعه داده شده برای حل این مسأله دارای سه مرحله اصلی می‌باشد:

۱) یافتن مرحله گلوگاه

۲) تولید توالی اولیه کارها براساس گلوگاه (BBMSG) و

۳) تولید زمانبندی نهایی براساس روش ورود چندگانه مبتنی برگلوگاه (BBMIP).

همانطور که اشاره شد مسأله زمانبندی و انتخاب سفارشات (OAS)[2] توجه زیادی را از محققان مختلف در دهه گذشته به خود جلب نموده است. Slotnick [۱۴] یک مرور ادبیات جامعی را برای مسأله OAS انجام داد؛ او این مسأله را از چند جنبه مختلف مورد بررسی قرار داد مانند: مسأله تک‌ماشینه قطعی، مسأله تک‌ماشینه احتمالی، مسأله ماشین‌های چندگانه و مسأله رد سفارشات. Cesarete و همکاران [۱۵] این مسأله را با فرض محدود بودن زمان در دسترس در محیط تک‌ماشینه بررسی نمودند. آنها یک روش فراابتکاری جستجوی ممنوعه و دو روش ابتکاری m-ATCS و ISFAN برای این مسأله توسعه دادند. نتایج نشان می‌دهد روش جستجوی ممنوعه نتایج بهتری را ارائه می‌دهد ولی برای حل، زمان بیشتری نسبت به دو روش ابتکاری مورد نیاز است. Oguz و همکاران [۱۶] مسأله OAS را در محیط تک‌ماشینه با در نظر گرفتن موعد تحویل و زمان آماده-سازی وابسته به توالی مورد بررسی قرار داده‌اند.

تابع هدف در نظر گرفته شده بیشینه‌کردن سود می‌باشد که ناشی از فرآیند سفارشات و هزینه تأخیرات می‌باشد. آنها یک مدل ریاضی عدد صحیح مختلط و سه روش ابتکاری برای حل این مسأله پیشنهاد نمودند. نتایج نشان می‌دهد که روش‌ابتکاری توسعه داده شده توانایی حل مسائل بزرگ تا ۳۰۰ سفارش را به-صورت کارا دارد.

در این تحقیق به‌صورت همزمان دو تصمیم انتخاب سفارشات و زمانبندی آنها در محیط سری انعطاف‌پذیر با ماشین‌های غیرمشابه مورد بررسی قرار می‌گیرد. مهمترین نوآوری‌های این تحقیق به شرح زیر است: برای اولین بار مسأله OAS در محیط FFS با ماشین‌های غیرمشابه مورد بررسی قرار گرفته است و یک مدل ریاضی برای آن توسعه داده شده است.

دو حد پایین جدید برای درآمد ناشی از سفارشات و طول دوره ساخت به همراه دو روش ابتکاری جدید برای حل این مسأله پیشنهاد شده است.

ادامه این مقاله به‌صورت زیر سازماندهی شده است: در بخش ۲ مدل ریاضی توسعه یافته برای حل این مسأله معرفی می‌شود و بخش ۳ حدود پایین توسعه یافته را تشریح می‌کند. در بخش ۴ به صورت اجمالی روش‌های ابتکاری مورد بررسی قرار می‌گیرد و بخش ۵ نتایج حل مسأله OAS را ارائه می‌کند. در نهایت بخش ۶ خلاصه‌ای از یافته‌های این تحقیق و زمینه‌های موجود برای تحقیقات آینده را مورد بررسی قرار می‌دهد.

۲. مدل ریاضی

مسأله بررسی شده در این تحقیق قابلیت بیان به‌صورت مدل برنامه‌ریزی عدد صحیح را دارد. همانطور که در بخش قبل ذکر شد تابع هدف در نظر گرفته شده برای این مسأله بیشینه‌سازی درآمد و کمینه سازی طول دوره ساخت است. برای بیان این مسأله از نمادهای زیر استفاده شده است:

j, l: اندیس کارها

i, h: اندیس مراحل

k: اندیس ماشین‌ها در هر مرحله

n: تعداد کارها

[1] *Flexible Flow Shop*

[2] *Order Acceptance and Scheduling*

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

m: تعداد مراحل
B: مرحله گلوگاه
S_i: تعداد ماشین‌ها در مرحله l
LB_C: حد پایین طول دوره ساخت
$LB_{Revenue}$: حد پایین درآمد
R_j: درآمد سفارش j
P_{ijk}: مدت زمان فرآیند سفارش j در مرحله i بر روی ماشین k
C_{ij}: زمان تکمیل سفارش j در مرحله i
M: عدد بزرگ
WLL: زمان در دسترس در مرحله گلوگاه
OA_j: اگر سفارش j انتخاب شود برابر با ۱ و در غیر اینصورت صفر
X_{ijk}: اگر سفارش j بر روی ماشین k در مرحله i فرآیند شود برابر با ۱ و در غیراینصورت صفر
Y_{ilj}: اگر سفارش l قبل از سفارش j در مرحله i فرآیند شود برابر با ۱ و در غیراینصورت صفر

مدل ریاضی مسأله OAS در محیط سری انعطاف‌پذیر با ماشین-های غیرمشابه به شرح زیر می‌باشد:

$$Min\ Z = w_1 \frac{\max_j \{C_{mj}\}}{LB_C} - w_2 \frac{\sum_{j=1}^{n} R_j . OA_j}{LB_{Revenue}} \quad (۱)$$

$$\sum_{k=1}^{S_i} X_{ijk} = OA_j \qquad j = 1,2,\dots,n \& i = 1,2,..,m \quad (۲)$$

$$C_{1j} \geq \sum_{k=1}^{S_1} P_{1jk} X_{1jk} \qquad j = 1,2,\dots,n \quad (۳)$$

$$C_{ij} \geq C_{i-1,j} + \sum_{k=1}^{S_i} P_{ijk} X_{ijk} \qquad j = 1,2,\dots,n \& i = 2,3,..,m \quad (۴)$$

$$C_{ij} + M\left(3 - X_{ijk} - X_{ilk} - Y_{ilj}\right) \geq C_{il} + P_{ijk} X_{ijk} \qquad \begin{matrix} j,l = 1,2,\dots,n \& j \neq l \\ i = 1,2,..,m \& k = 1,2,\dots,S_i \end{matrix} \quad (۵)$$

$$C_{il} + M\left(2 - X_{ijk} - X_{ilk} + Y_{ilj}\right) \geq C_{ij} + P_{ilk} X_{ilk} \qquad \begin{matrix} j,l = 1,2,\dots,n \& j \neq l \\ i = 1,2,..,m \& k = 1,2,\dots,S_i \end{matrix} \quad (۶)$$

$$\sum_{j=1}^{n} \sum_{k=1}^{S_B} P_{Bjk} X_{Bjk} \leq WLL \quad (۷)$$

$$Y_{ilj} \leq OA_l \qquad \begin{matrix} j,l = 1,2,\dots,n \& l \neq j \\ i = 1,2,..,m \end{matrix} \quad (۸)$$

$$Y_{ilj} \leq OA_j \qquad \begin{matrix} j,l = 1,2,\dots,n \& l \neq j \\ i = 1,2,..,m \end{matrix} \quad (۹)$$

$$X_{ijk} \in \{0,1\} \qquad \begin{matrix} j = 1,2,\dots,n \& i = 1,2,..,m \\ k = 1,2,\dots,S_i \end{matrix} \quad (۱۰)$$

$$Y_{ilj} \in \{0,1\} \qquad j,l = 1,2,\dots,n \& i = 1,2,..,m \quad (۱۱)$$

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

$$OA_j \in \{0,1\} \qquad j = 1,2,\dots,n \qquad (۱۲)$$

$$a_{ik} \in \{0,1\} \qquad i = 1,2,..,m \& k = 1,2,\dots,S_i \qquad (۱۳)$$

تابع هدف در نظر گرفته شده (رابطه ۱) مقدار درآمد را بیشینه و طول دوره ساخت را کمینه می‌کند.

با توجه به این که این دو معیار هم‌واحد نمی‌باشند مقادیر این پارامترها بر مقدار حد پایین خود تقسیم شده‌اند تا این دو پارامتر جمع‌پذیر باشند. محدودیت ۲ بر این نکته تأکید می‌کند که هر سفارش انتخاب شده فقط بر روی یک ماشین در هر مرحله فرآیند می‌شود. محدودیت ۳ بیان می‌کند که زمان تکمیل هر سفارش انتخاب شده مانند j در مرحله اول بزرگتر و یا مساوی مدت زمان فرآیند در همان مرحله می‌باشد.

رابطه میان زمان تکمیل یک سفارش در دو مرحله متوالی در محدودیت ۴ بیان شده است.

مجموعه محدودیت‌های ۵ و ۶ رابطه دو سفارش متوالی بر روی یک ماشین نشان می‌دهد.

محدودیت ۷ بیان می‌کند که بار کاری در مرحله گلوگاه باید از زمان در دسترس کوچکتر باشد. محدویت‌های ۸ و ۹ نشان می‌دهد اگر یک سفارش انتخاب شود این سفارش باید قبل و یا بعد از یک سفارش دیگر فرآیند شود. در نهایت محدودیت‌های ۱۳، ۱۴، ۱۵ و ۱۶ بیان می‌کنند که متغیرها تصمیم فقط باید مقادیر ۰ یا ۱ انتخاب نمایند.

۳. محاسبه حدود پایین

همانطور که در بخش قبل بیان شد، طول دوره ساخت و درآمد دارای واحد یکسانی نیستند و بنابراین قابل جمع نیستند؛ برای بدون واحد کردن این پارامترها، هر پارامتر بر روی حد پایین خود تقسیم شده است. در این بخش به‌صورت مختصر حد پایین دوره ساخت (LB_C) و حد پایین درآمد ($LB_{Revanue}$) معرفی می‌شوند.

۳-۱. حد پایین طول دوره ساخت

در این بخش به صورت مختصر حد پایین توسعه یافته مبتنی بر گلوگاه برای طول دوره ساخت در محیط FFS با ماشین‌های سری انعطاف‌پذیر معرفی می‌شود. در این روش برای هر مرحله یک حد پایین محاسبه شده و بیشینه این مقادیر به عنوان حد پایین نهایی انتخاب می‌شود. این حد پایین از سه بخش متفاوت تشکیل شده است که بخش اول یک حد پایین برای بیکاری ماشین‌ها در هر مرحله، بخش دوم حد پایین برای بار کاری ماشین‌ها در هر مرحله و بخش پایانی یک حد پایین برای عبور آخرین کار بر روی هر ماشین از مرحله مورد نظر تا مرحله آخر محاسبه می‌کند.

لم ۱: یک حد پایین مبتنی بر مراحل برای محیط سری انعطاف‌پذیر با ماشین‌های غیرمشابه برابر است با:

$$LB_i^1 = \frac{1}{S_i}\left[\sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\sum_{o=1}^{i-1}\min_k P_{ojk} + \sum_{o=1}^{i-1}\min_j\left\{\min_k P_{ojk}\right\}(S_i - S_{i-1})^+ + \sum_{j=1}^{n}\sum_{k=1}^{S_i}\min_k P_{ijk} + \sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\sum_{o=i+1}^{m}\min_k P_{ojk}\right] \qquad (۱۴)$$

اثبات: حداقل مدت زمان لازم برای رسیدن سفارش j به مرحله i برابر است با $\sum_{o=1}^{i-1}\min_k P_{ojk}$ اگر S_i ماشین در مرحله i وجود داشته باشد کل بیکاری موجود در مرحله i (که قبل از فرآیند کارها رخ می‌دهد) برابر است با $\sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\sum_{o=1}^{i-1}\min_k P_{ojk}$[1]. بنابراین حداقل یک ماشین در مرحله i وجود دارد که مدت زمان بیکاری بر روی آن برابر است با:

$\frac{1}{S_i}\left[\sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\sum_{o=1}^{i-1}\min_k P_{ojk} + \sum_{o=1}^{i-1}\min_j\left\{\min_k P_{ojk}\right\}(S_i - S_j)^+\right]$[2]

بخش دوم نشان دهنده کل بار کاری است که در مرحله i وجود دارد بنابراین حداقل یک ماشین وجود دارد که میزان بار کاری بر روی آن برابر است $\frac{1}{S_i}\left[\sum_{j=1}^{n}\sum_{k=1}^{S_i}\min_k P_{ijk}\right]$ بخش آخر نیز به مانند بخش اول، مدت زمان لازم برای رسیدن آخرین کار موجود بر روی ماشین‌های مرحله i تا مرحله آخر را نشان می‌دهد. بنابراین حداقل یک ماشین در مرحله i وجود دارد که مدت زمان لازم برای رسیدن آخرین کار از این مرحله تا مرحله آخر برابر است $\frac{1}{S_i}\left[\sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\sum_{o=i+1}^{m}\min_k P_{ojk}\right]$.

لم ۲. یک حد پایین مبتنی بر مراحل برای محیط سری انعطاف‌پذیر با ماشین‌های غیرمشابه برابر است با:

[1]: $\sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\{h_j\}$ نشان دهنده مجموع تعداد S_i مقدار از پارامتر h_j که کمترین مقدار را دارا می‌باشند.

[2] $(S_i - S_j)^+ = \max\{0, S_i - S_j\}$

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

$$LB_i^2 = \frac{1}{S_i}\left[\sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\sum_{o=1}^{i-1}\min_k P_{ojk} + \sum_{o=i+1}^{m}\min_j\left\{\min_k P_{ojk}\right\}(S_i - S_{i-1})^+ + \sum_{j=1}^{n}\sum_{k=1}^{S_i}\min_k P_{ijk} + \sum_{j=1}^{SPT(S_i)}\sum_{o=i+1}^{m}\min_k P_{ojk}\right] \quad (۱۵)$$

اثبات: به راحتی مشخص است که برعکس نمودن خط تولید، این حد پایین به مانند لم ۱ اثبات می‌شود.

لم ۳. یک حد پایین مبتنی بر مراحل برای محیط سری انعطاف-پذیر با ماشین‌های غیرمشابه به شرح زیر می‌باشد:

$$LB = \max\{LB_1^i, LB_2^i\} \qquad i = 1,2,..,m \quad (۱۶)$$

۳-۲. حد پایین درآمد

در این قسمت یک روش ابتکاری برای حل مسأله انتخاب سفارشات با بیشینه کردن درآمد معرفی می‌شود. با توجه به نوع تابع هدف (بیشینه‌سازی)، هر جواب امکان‌پذیر یک حد پایین برای مسأله می‌باشد. از طرف دیگر با توجه تعاریف زیر، مسأله انتخاب سفارشات به‌صورت مسأله کوله‌پشتی ۰-۱ قابل بیان می-باشد:

WLL: حجم کوله‌پشتی

n: تعداد کالاها

R_j: ارزش هر کالا در تابع هدف

$\bar{p}_{Bj}$: [1] حجم هر کالا در تابع هدف

در نتیجه هر جواب برای مسأله کوله‌پشتی یک جواب برای مسأله انتخاب سفارشات می‌باشد و می‌تواند یک حد پایین را برای درآمد سفارشات تشکیل دهد. در این بخش یک روش ابتکاری برای این مسأله بیان می‌شود که هر سفارش با سود بالاتر و متوسط مدت زمان فرآیند کمتر شانس بیشتری برای انتخاب دارد. این روش ابتکاری به شرح زیر است:

۱. مرحله گلوگاه براساس رابطه $FR_i = \frac{\sum_{j=1}^{n}\sum_{k=1}^{s_i} p_{ijk}}{s_i}$ تعیین می‌شود. مرحله‌ای که حداکثر مقدار FR_i دارد به عنوان مرحله گلوگاه شناخته می‌شود.

۲. سفارشات براساس ترتیب نزولی نسبت درآمد-مدت زمان فرآیند (RPR_j) مرتب نمایید که

$$RPR_j = \frac{R_j}{\bar{p}_{Bj}} \quad (۱)$$

۳. هر سفارشی که دارای بیشترین مقدار RPR_j می‌باشد به ماشینی تخصیص می‌یابد که در صورت اضافه شده به آن ماشین، حداقل مدت زمان تکمیل فرآیند را داشته باشد.

۴. اگر مجموعه سفارشات انتخاب شده شامل همه سفارشات باشد و یا بار کاری از مدت زمان در دسترس بیشتر باشد توقف نمایید؛ در غیر اینصورت به مرحله ۳ بروید.

۵. مقدار درآمد سفارشات انتخاب شده را محاسبه نمایید.

۴. روش‌های ابتکاری

در این بخش، دو روش ابتکاری جدید برای مسأله OAS در محیط سری انعطاف‌پذیر با ماشین‌های غیرمشابه و زمان آماده-سازی وابسته به توالی معرفی می‌شود. روش ابتکاری اول که روش *ابتدا زمانبندی-سپس انتخاب* (SFAT)[2] نامیده می‌شود، ابتدا همه سفارشات زمانبندی می‌کند و در ادامه این سفارشات تا زمانی حذف می‌شوند که بار کاری مرحله گلوگاه به زمان در دسترس برسد. روش دوم که برخلاف روش اول عمل می‌کند روش *ابتدا انتخاب-سپس زمانبندی* (AFST)[3] نامیده می‌شود. در این روش سفارشات انتخاب و زمانبندی می‌شوند تا زمانی که بار کاری به زمان در دسترس برسد و یا همه سفارشات انتخاب شوند. در هر دو این روش‌ها از یک روش مشابه برای انتخاب سفارشات استفاده می‌شود.

۴-۱. روش ابتکاری SFAT

همانطور که در بخش قبل ذکر شد، در این روش همه سفارشات براساس یک روش ابتکاری مبتنی بر گلوگاه زمانبندی می‌شوند و در ادامه سفارشات تا جایی حذف می‌شوند که شرط $WL_B < available\ time$ برقرار شود. همچنین یک روش جستجوی محلی با نام روش جابجایی جفتی[4] برای بهبود مقدار تابع هدف استفاده می‌شود. در این روش جستجوی محلی تعدادی توالی مختلف از کارهای موجود براساس جابجایی کار پذیرفته شده با کمینه مقدار RPR_j و کارهای حذف شده تولید می‌شوند. روش SAFT به شرح زیر می‌باشد:

- زمانبندی و انتخاب سفارشات
  - مرحله گلوگاه را براساس شاخص $FR_i = \frac{\sum_{j=1}^{n}\sum_{k=1}^{s_i} p_{ijk}}{s_i}$ بیابید. مرحله‌ای که بیشترین مقدار FR_i را دارد به عنوان گلوگاه شناخته و با B شناخته می‌شود.

[1] $\bar{p}_{Bj} = \sum_{k=1}^{S_j} p_{Bjk} / S_j$ متوسط زمان فرآیند هر سفارش را در مرحله گلوگاه می‌باشد.

[2] *Sequence First-Acceptance Then*
[3] *Acceptance First-Sequence Then*
[4] *Pairwise Exchange*

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

➢ همه سفارشات را براساس روش مبتنی گلوگاه به شرح زیر زمانبندی نمایید:

۱. برای هر سفارش j مقدار

$$R_j = \sum_{i=1}^{B-1} \min_k \{p_{ijk}\}, k = 1,2, \dots, s_i; j = 1,2, \dots, n$$

را محاسبه نمایید. R_j حداقل زمان لازم برای رسیدن سفارش jتا رسیدن به مرحله گلوگاه نشان می‌شود.

۲. برای سفارش j مقدار

$$D_j = \sum_{i=B+1}^{m} \min_k \{p_{ijk}\}, k = 1,2, \dots, s_i; j = 1,2, \dots, n$$

را محاسبه نمایید. D_j نشان دهنده حداقل زمان لازم برای رسیدن سفارش j از مرحله گلوگاه به مرحله آخر را نشان می‌دهد.

۳. کارها را براساس ترتیب صعودی R_j مرتب نمایید. اگر بیش از یک دارای R_j مشابه است کارها را براساس ترتیب صعودی D_j مرتب کنید و آن را توالی اولیه بنامید.

۴. اولین کار را در ترتیب مشخص نمایید.

۵. کار بعدی را قبل، میان و بعد از هر دو کار متوالی قرار دهید و آنها را توالی‌های جزئی بنامید.

۶. مقدار طول دوره ساخت را برای تمامی توالی‌های جزئی محاسبه کنید و توالی که کمترین مقدار را دارد را به عنوان توالی جزئی جاری بنامید.

۷. اگر توالی جزئی جاری شامل همه کارها باشد توقف نمایید؛ در غیر اینصورت به مرحله ۵ بروید.

➢ مقدار بار کاری را برای مرحله گلوگاه محاسبه کنید.

➢ سفارش‌ها را براساس ترتیب صعودی RPR_j مرتب نمایید.

➢ تا زمانی که $WL_B > available\ time$ است سفارش‌ها با مقدار کمینه RPR_j را حذف نمایید.

➢ مقدار طول دوره ساخت، درآمد و سفارش‌های انتخاب شده و حذف شده را مشخص نمایید.

- روش جابجایی جفتی

➢ سفارش با حدقل مقدار RPR_j را از بین سفارشات انتخاب شده بیابید و آن راpairwise1 بنامید.

➢ توالی‌های جدید را براساس تعویض جفتی pairwise1 و سفارشات حذف شده تولید نمایید.

➢ اگر $WL_B > available\ time$ توالی‌های جدید را براساس روش زمانبندی مبتنی بر گلوگاه زمانبندی نموده و مقادیر طول دوره ساخت و درآمد را معین نمایید.

- مقدار تابع هدف توالی‌های ایجاد شده را براساس رابطه زیر محاسبه نمایید:

$$objective\ function = w_1 \frac{makespan}{LB_{makespan}} - w_2 \frac{Revenue}{LB_{Revenue}} \quad (۱۸)$$

- حداقل مقدار تابع هدف را مشخص نمایید.

۴-۲. روش ابتکاری AFST

در این روش ابتکاری برخلاف روش قبلی، در ابتدا سفارشات انتخاب و زمانبندی می‌شوند تا زمانی که شرط $WL_B < available\ time$ برقرار شود. در ادامه به مانند روش SFAT، روش جستجوی محلی تعویض جفتی برای بهبود مقدار تابع هدف مورد استفاده قرار می‌گیرد. روش ابتکاری AFST به شرح زیر است:

- انتخاب و زمانبندی

➢ مرحله گلوگاه را براساس شاخص $FR_i = \frac{\sum_{j=1}^{n}\sum_{k=1}^{s_i} p_{ijk}}{s_i}$ بیابید. مرحله‌ای که بیشترین مقدار FR_i را دارد به عنوان گلوگاه شناخته و با B شناخته می‌شود.

➢ سفارش‌ها را براساس ترتیب صعودی RPR_j مرتب نمایید.

➢ تا زمانی که $WL_B < available\ time$ است سفارش‌ها با مقدار بیشینه RPR_j را انتخاب نمایید و آنها را براساس روش ابتکاری مبتنی بر گلوگاه زمانبندی نمایید.

➢ مقدار بار کاری گلوگاه را محاسبه نموده و به مرحله اول بروید.

➢ مقدار طول دوره ساخت، درآمد و سفارش‌های انتخاب شده و حذف شده را مشخص نمایید.

- روش جابجایی جفتی

➢ سفارش با حدقل مقدار RPR_j را از بین سفارشات انتخاب شده بیابید و با نام pairwise1 بنامید.

➢ توالی‌های جدید را براساس تعویض جفتی pairwise1 و سفارشات حذف شده تولید نمایید.

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

- اگر $WL_B > available\ time$ توالی‌های جدید را براساس روش زمانبندی مبتنی بر گلوگاه زمانبندی نموده و مقادیر طول دوره ساخت و درآمد را معین نمایید.
- مقدار تابع هدف توالی‌های تولید شده را براساس رابطه (۱۸) محاسبه نمایید.
- حداقل مقدار تابع هدف را مشخص نمایید.

۵. نتایج محاسباتی

برای بررسی کارایی مدل‌ها و روش‌های ارائه شده، تعدادی مسأله آزمایشی برای مقایسه تولید شده است. برای این منظور دو سری مسأله آزمایشی تولید شده است که سری اول روش‌های ابتکاری توسعه داده شده را با جواب بهینه، برای مسأله‌هایی با حجم کوچک، مقایسه می‌نماید و سری دوم برای مقایسه دو روش ابتکاری توسعه یافته با یکدیگر برای مسائل متوسط و بزرگ استفاده شده است. البته قبل از این بررسی، کارایی حدود پایین توسعه یافته مورد ارزیابی قرار می‌گیرد که برای این منظور جواب‌های بهینه با حدود پایین مقایسه می‌شوند.

(۲)

در رابطه بالا COE ضریب زمان در دسترس و S_B تعداد ماشین-های مرحله گلوگاه می‌باشد و $rounup$ عدد تولید شده را رو به بالا گرد می‌کند. نتایج مربوط به مقایسه حد پایین و جواب‌های بهینه در جدول‌های ۲ و ۳ دیده می‌شود:

جدول ۲. ارزیابی حد پایین مربوط به طول دوره ساخت

مسأله آزمایشی	حد پایین	جواب بهینه	فاصله بهینگی
۱	۲۶	۲۹	٪۸.۱
۲	۳۷	۴۰	٪۰.۰
۳	۵۳	۵۳	٪۲.۷
۴	۳۷	۳۸	×---
۵	۲۶	۲۹	×---
۶	۲۲	۲۶	٪۴.۲
۷	۲۴	۲۵	٪۰.۰
۸	۲۷	۲۷	٪۰.۰
۹	۵۵	۵۵	٪۲.۲
۱۰	۴۶	۴۷	٪۰.۰
۱۱	۲۵	۲۵	٪۱۳.۰
۱۲	۲۳	۲۶	٪۰.۰
۱۳	۴۲	۴۲	٪۴.۰
۱۴	۵۰	۵۲	٪۰.۰
۱۵	۵۳	۵۳	٪۸.۷
۱۶	۲۳	۲۵	٪۴.۸
۱۷	۲۱	۲۲	٪۰.۰
۱۸	۲۹	۲۹	٪۴.۰
۱۹	۲۵	۲۶	٪۰.۰
۲۰	۵۰	۵۰	×---

همه روش‌های ابتکاری با استفاده از نرم‌افزار Matlab کد شده‌اند و بر روی یک رایانه با مشخصات Intel Core 2 Dou 2.2 GHz CPU and 2 GB RAM اجرا شده‌اند. همچنین همه جواب‌های بهینه با استفاده از نرم‌افزار Lingo 9.0 بدست آمده‌اند.

۵-۱. ارزیابی حدود پایین

برای بررسی کیفیت حدود پایین توسعه یافته که در بخش قبلی بحث شد، ۲۰ مسأله آزمایشی براساس مشخصات جدول ۱ تولید شده‌اند. این مشخصات به شرح زیر است:

جدول ۱. فاکتورهای آزمایشی برای مسائل کوچک

فاکتور آزمایشی	سطح
تعداد سفارشات	U[4,8]
تعداد مراحل	U[2,4]
ضریب زمان در دسترس	U[0.5,0.9]
تعداد ماشین در هر مرحله	U[2,4]
زمان فرآیند	U[5,10]

ضریب زمان در دسترس برای یافتن مقدار زمان در دسترس در مرحله گلوگاه مورد استفاده قرار می‌گیرد که برای هر مسأله رابطه زیر مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$available\ time = rounup\{COE * \frac{\sum_{j=1}^{n} \bar{P}_{Bj}}{S_B}\}$$

× نرم‌افزار Lingo بعد از ۶۰۰ ثانیه نتوانسته است به جواب بهینه برسد.

براساس جدول ۲، حد پایین توسعه یافته در ٪۵۳ موارد توانایی رسیدن به جواب بهینه را دارا می‌باشد و در سه مسأله آزمایشی نرم‌افزار نمی‌تواند بعد از ۶۰۰ ثانیه به جواب بهینه برسید. مقدار فاصله بهینگی[1] در حدود ٪۳ می‌باشد. براساس این توضیحات

[1] *Optimal Gap*

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

می‌توان دریافت که حد پایین توانایی مناسبی در رسیدن به جواب بهینه را دارا می‌باشد.

جدول ۳. ارزیابی حد پایین مربوط به درآمد

مسأله آزمایشی	حد پایین	جواب بهینه	فاصله بهینگی
۱	۷۴	۷۴	٪۰،۰
۲	۶۴	۶۴	٪۰،۰
۳	۹۴	۹۹	٪۵،۳۰
۴	۶۵	۶۵	٪۰،۰
۵	۵۵	۶۰	٪۹،۱
۶	۷۳	۶۳	٪۰،۰
۷	۹۰	۹۴	٪۴،۴
۸	۶۴	۶۴	٪۰،۰
۹	۴۹	۵۹	٪۲۰،۴
۱۰	۶۲	۶۲	٪۰،۰
۱۱	۳۱	۳۱	٪۰،۰
۱۲	۸۲	۸۲	٪۰،۰
۱۳	۹۰	۹۰	٪۰،۰
۱۴	۵۸	۷۱	٪۲۲،۴
۱۵	۸۱	۸۱	٪۰،۰
۱۶	۱۰۱	۱۰۱	٪۰،۰
۱۷	۵۴	۵۹	٪۹،۲
۱۸	۷۰	۷۰	٪۰،۰
۱۹	۷۲	۷۸	٪۸،۳
۲۰	۷۲	۸۲	٪۱۳،۹

براساس جدول ۳ مقدار فاصله بهینگی برابر با ٪۴،۸ می‌باشد. روش ابتکاری توسعه یافته می‌تواند در ٪۶۰ موارد به جواب بهینه دست یابد و برای ٪۸۵ مسائل مقدار فاصله از نقطه بهینه به‌طور متوسط حدود ٪۱۰ می‌باشد.

با توجه به دو جدول بالا می‌توان نتیجه گرفت که هر دو حد پایین توسعه یافته کیفیت قابل‌توجهی در رسیدن به جواب بهینه را دارا می‌باشند.

۵-۲. مقایسه روش‌های ابتکاری با جواب بهینه برای مسائل آزمایشی کوچک

این بخش به مقایسه روش‌های ابتکاری با جواب بهینه برای مسائل آزمایشی کوچک تولید شده می‌پردازد. به‌خاطر خاصیت NP-completeness مسأله OAS در محیط FFS، رسیدن به جواب بهینه برای مسائل متوسط و بزرگ امکان‌پذیر نمی‌باشد. بنابراین مسائل آزمایشی در این بخش فقط به مسائل کوچک محدود شده‌اند. برای این منظور ۲۰ مسأله آزمایشی براساس اطلاعات جدول ۱ تولید شده‌اند. دو فاکتور برای مقایسه کیفیت روش‌های ابتکاری با روش جواب بهینه مورد استفاده قرار گرفته‌اند که عبارتند از: مقدار تابع هدف و مدت زمان حل. نتایج این مقایسه‌ها در جدول ۴ خلاصه شده است:

جدول ۴. ارزیابی روش‌های ابتکاری برای مسائل کوچک[1]

شماره	جواب بهینه			SAFT			ASFT		
مسأله	درآمد	Cmax	زمان	درآمد	فاصله بهینگی	Cmax	فاصله بهینگی	درآمد	فاصله بهینگی	Cmax	فاصله بهینگی
۱	۹۵	۴۰	۱۱۲	۹۵	٪۰،۰	۴۲	٪۴،۸	۹۵	٪۰،۰	۴۲	٪۴،۸
۲	۹۰	۳۱	×۶۰۰	۸۸	---	۳۳	---	۹۰	---	۳۱	---
۳	۵۸	۴۲	۱۲۵	۵۵	٪۵،۲	۴۲	٪۰،۰	۵۴	٪۶،۹	۴۲	٪۰،۰
۴	۴۰	۲۵	۱۷	۴۰	٪۰،۰	۲۸	٪۱۰،۷	۴۰	٪۰،۰	۲۷	٪۷،۴
۵	۵۰	۲۰	۲۲	۴۸	٪۴،۰	۲۰	٪۰،۰	۵۰	٪۰،۰	۲۰	٪۰،۰
۶	۸۸	۳۰	۴۵	۸۰	٪۹،۱	۳۰	٪۰،۰	۸۲	٪۶،۸	۳۰	٪۰،۰
۷	۵۹	۳۵	۲۵۴	۵۹	٪۰،۰	۳۹	٪۱۰،۳	۵۹	٪۰،۰	۳۸	٪۷،۹
۸	۷۸	۳۳	۱۹	۶۹	٪۱۱،۵	۳۶	٪۸،۳	۷۰	٪۱۰،۳	۳۶	٪۸،۳
۹	۶۰	۲۰	۸	۶۰	٪۰،۰	۲۰	٪۰،۰	۶۰	٪۰،۰	۲۰	٪۰،۰
۱۰	۸۶	۲۸	۵	۸۶	٪۰،۰	۲۸	٪۰،۰	۸۴	٪۲،۳	۲۹	٪۳،۴
۱۱	۱۱۰	۴۹	۲۲۱	۱۰۰	٪۹،۱	۴۹	٪۰،۰	۱۱۰	٪۰،۰	۴۹	٪۰،۰
۱۲	۶۳	۲۵	۳	۵۹	٪۶،۴	۲۸	٪۱۰،۷	۶۰	٪۴،۸	۳۰	٪۱۶،۷
۱۳	۵۹	۲۷	۱۶	۵۸	٪۱،۷	۳۰	٪۱۰،۰	۵۹	٪۰،۰	۲۷	٪۰،۰
۱۴	۸۲	۳۲	×۶۰۰	۷۰	---	۳۲	---	۸۲	---	۳۲	---
۱۵	۹۵	۵۴	۸۷	۹۵	٪۰،۰	۶۰	٪۱۰،۰	۹۰	٪۵،۳	۵۴	٪۰،۰
۱۶	۷۲	۳۳	۳۴	۶۹	٪۴،۲	۳۸	٪۱۳،۲	۷۲	٪۰،۰	۳۶	٪۸،۳
۱۷	۶۶	۲۴	۴	۶۶	٪۰،۰	۲۴	٪۰،۰	۶۶	٪۰،۰	۲۴	٪۰،۰

[1] با توجه به اینکه مدت زمان حل برای دو روش ابتکاری بسیار ناچیز است از ارائه آنها صرفنظر شده است.

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

۱۸	۱۱۸	۴۲	۱۳	۱۰۷	٪۹،۳	۵۰	٪۱۶،۰	۱۱۰	٪۶،۸	٪۱۷،۶
۱۹	۷۷	۲۱	۳۴	۷۲	٪۶،۵	۲۶	٪۱۹،۲	۷۲	٪۶،۵	٪۱۹،۲
۲۰	۷۰	۳۰	×۶۰۰	۶۹	---	۳۰	---	۷۰	---	---
میانگین	۷۵،۸	۳۲،۱	۱۴۱،۰	۷۲،۳	٪۴،۰	۳۴،۳	٪۶،۷	۷۳،۸	٪۲،۹	٪۵،۵
NBO[1]	---	---	---	---	۶	---	۷	---	۹	---

×نرم‌افزار Lingo بعد از ۶۰۰ ثانیه نتوانسته است به جواب بهینه برسد.

همانطور که در جدول ۴ دیده می‌شود هر دو روش ابتکاری دارای کیفیت مناسبی در رسیدن به جواب بهینه دارند که می‌توان براساس دو معیار متوسط جواب بهینه و NBO به این نتیجه رسید. نرم‌افزار Lingo در ۷ مورد توانایی رسیدن به جواب بهینه در ۶۰۰ ثانیه را دارا نمی‌باشد. برای سایر مسائل آزمایشی، مقدار فاصله بهینگی برای دو معیار درآمد و طول دوره ساخت به ترتیب برابر با ۴،۰٪ و ۶،۷٪ برای روش SFAT می‌باشد. همچنین این روش ابتکاری در ۶ مورد برای درآمد و ۷ مورد برای طول دوره ساخت به جواب بهینه می‌رسد. اما برای روش ابتکاری AFST، مقدار فاصله بهینگی ۲،۹٪ برای درآمد و ۲،۹٪ برای طول دوره ساخت می‌باشد. همچنین این روش در ۹ مورد برای درآمد و ۸ مورد برای طول دوره ساخت، می‌تواند به جواب بهینه دست یابد. بنابراین می‌توان نتیجه گرفت که هر دو روش ابتکاری قابلیت مناسبی در رسیدن به جواب بهینه را دارند، ولی روش AFST بهتر از روش SFAT عمل می‌کند.

۵-۳. مقایسه روش‌های ابتکاری برای مسائل بزرگ

همانطور که در بخش قبل ذکر شد، در مسأله انتخاب سفارشات و زمانبندی رسیدن به جواب بهینه برای مسائل بزرگ در مدت زمان معقول بسیار زمان‌بر و مشکل می‌باشد؛ در نتیجه در این بخش فقط به مقایسه این دو روش ابتکاری پرداخته می‌شود. برای این منظور، تعدادی مسأله آزمایشی براساس فاکتورهای مختلف تولید شده‌اند. این فاکتورهای آزمایشی در جدول ۵ خلاصه شده‌اند.

براساس جدول ۵، ۱۸ سناریوی مختلف وجود دارند که برای هر سناریو ۱۰ مسأله مختلف تولید شده‌اند. این مسائل آزمایشی (۱۸۰ مورد) برای مقایسه دو روش ابتکاری AFST و SFAT استفاده شده‌اند.

با توجه به اینکه رسیدن به جواب بهینه مسأله OAS در زمان معقول با استفاده از مدل ریاضی امکان‌پذیر نمی‌باشد، در این قسمت فقط به مقایسه عملکرد این دو روش ابتکاری پرداخته می‌شود. جدول‌های ۶ و ۷ تعداد جواب‌های بهینه (به درصد) برای کلیه سناریوها (۱۸ سناریو) و کلیه مسائل آزمایشی (۱۸۰ مسأله آزمایشی) را نشان می‌دهد.

جدول ۵. فاکتورهای آزمایشی برای مسائل بزرگ

فاکتورهای آزمایشی	سطح	علامت
تعداد سفارشات	۱۰	L
	۲۰	M
	۵۰	H
تعداد مراحل	۶	L
	۱۲	H
تعداد ماشین‌ها در هر مرحله	U[2,4]	L
	U[4,6]	M
	U[6,10]	H
ضریب زمان در دسترس	U[0.5,0.9]	---
مدت زمان فرآیند	U[10,50]	---
درآمد	U[10,20]	---

جدول ۶. تعداد جواب‌های بهینه برای مسائل آزمایشی

تابع هدف	AFST	SFAT
کلی	۰،۵۹	۰،۴۱
درآمد	۰،۵۰	۰،۵۰
Cmax	۰،۶۵	۰،۳۵

جدول ۷. تعداد جواب‌های بهینه برای سناریوها

تابع هدف	AFST	SFAT
کلی	۰،۵۶	۰،۴۴
درآمد	۰،۵۱	۰،۴۹
Cmax	۰،۷۲	۰،۲۸

براساس جدول‌های ۶ و ۷ می‌توان نتیجه گرفت که روش AFST بهتر از روش SFAT در رسیدن به جواب بهینه عمل می‌کند. برای بررسی بیشتر مقادیر حداقل، متوسط و حداکثر برای جواب بهینه در جدول ۸ نشان داده شده است که به شرح زیر است:

[1] تعداد بهترین جواب

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

جدول ۸. تابع هدف برای هر روش ابتکاری

تعداد سفارشات	تعداد مراحل	تعداد ماشین‌ها	SFAT حداکثر	SFAT حداقل	SFAT متوسط	ASFT حداکثر	ASFT حداقل	ASFT متوسط
L	L	L	۰،۳۶-	۰،۹۴-	۰،۶۰-	۰،۳۷-	۰،۸۵-	۰،۵۶-
		M	۰،۲۱-	۰،۷۹-	۰،۵۰-	۰،۱۴-	۰،۶۵-	۰،۴۳-
		H	۰،۱۸	۰،۲۸-	۰،۱۱-	۰،۲۰	۰،۲۲-	۰،۰۷-
	H	L	۰،۱۸-	۰،۶۲-	۰،۴۶-	۰،۲۰-	۰،۶۰-	۰،۴۶-
		M	۰،۲۵-	۰،۷۶-	۰،۵۵-	۰،۲۵-	۰،۷۲-	۰،۵۵-
		H	۰،۱۱-	۰،۲۱-	۰،۱۶-	۰،۱۵-	۰،۴۸-	۰،۲۶-
M	L	L	۰،۶۸	۰،۷۶-	۰،۰۸-	۰،۶۹	۰،۷۲-	۰،۰۲-
		M	۰،۰۵-	۰،۳۷-	۰،۱۹-	۰،۰۹-	۰،۳۴-	۰،۱۹-
		H	۰،۱۳-	۰،۵۷-	۰،۳۵-	۰،۰۷-	۰،۶۰-	۰،۳۳-
	H	L	۰،۲۸-	۰،۵۸-	۰،۴۴-	۰،۳۰-	۰،۶۹-	۰،۴۹-
		M	۰،۰۳	۰،۳۷-	۰،۱۱-	۰،۰۱-	۰،۳۷-	۰،۱۴-
		H	۰،۳۵-	۰،۵۸-	۰،۴۸-	۰،۳۳-	۰،۶۱-	۰،۴۵-
H	L	L	۰،۰۱-	۰،۷۵-	۰،۴۹-	۰،۱۰	۰،۶۷-	۰،۴۴-
		M	۰،۲۱-	۰،۸۷-	۰،۵۳-	۰،۲۱-	۰،۸۷-	۰،۵۳-
		H	۰،۱۵	۰،۴۱-	۰،۰۷-	۰،۱۴	۰،۴۳-	۰،۰۸-
	H	L	۰،۰۸-	۰،۸۰-	۰،۴۹-	۰،۱۱-	۰،۷۷-	۰،۵۲-
		M	۰،۰۹-	۰،۸۶-	۰،۴۸-	۰،۱۱	۰،۸۸-	۰،۴۹-
		H	۰،۳۴-	۰،۸۹-	۰،۶۹-	۰،۳۵-	۰،۸۴-	۰،۶۶-

با توجه به جدول ۸ نتایج زیر قابل مشاهده است:

- مقادیر میانگین، حداقل و حداکثر تابع هدف برای الگوریتم SFAT به ترتیب برابر با -۰،۳۷، -۰،۶۳ و -۰،۰۹ و برای الگوریتم AFST به ترتیب برابر با -۰،۳۸، -۰،۶۳ و -۰،۰۷ می‌باشند.
- هنگامی که تعداد سفارشات به‌ترتیب در سطوح L، M و H قرار دارد، مقدار تابع هدف برای SFAT از -۰،۴۰ به -۰،۲۶ و در نهایت به -۰،۴۶ تغییر می‌کند که این مقادیر برای الگوریتم AFST به ترتیب برابر با -۰،۴۱ به -۰،۲۷ و -۰،۴۶ می‌باشد. بنابراین روند خاصی در تغییر مقدار تابع هدف با تغییر تعداد کارها دیده نمی‌شود.
- هنگامی که تعداد ماشین‌ها در هر مرحله به‌ترتیب در سطوح L، M و H قرار دارد، مقدار تابع هدف برای SFAT از -۰،۴۳ به -۰،۴۰ و در نهایت به -۰،۳۱ تغییر می‌کند که این مقادیر برای الگوریتم AFST از -۰،۴۲ به -۰،۳۹ و در نهایت به -۰،۳۱ تغییر می‌کند.
- و سرانجام هنگامی گه تعداد مراحل از سطح L به سطح H تغییر می‌کند، مقدار تابع هدف برای الگوریتم SFAT از -۰،۳۳ به -۰،۴۳ کاهش می‌یابد که این مقدار برای الگوریتم AFST از -۰،۳۲ به -۰،۴۵ کاهش می‌یابد.

۶. نتیجه‌گیری

در این تحقیق مسأله زمانبندی و انتخاب همزمان سفارشات (OAS) در محیط سری انعطاف‌پذیر با ماشین‌های موازی غیرمشابه مورد بررسی قرار گرفته است که می‌تواند در شرکت-های تولیدی که تولید آنها برای سفارش می‌باشد مورد استفاده قرار گیرد. اولین نوآوری این مقاله فراهم نمودن یک مدل ریاضی برای این مسأله می‌باشد که تابع هدف در نظر گرفته شده بیشینه‌سازی درآمد و کمینه‌سازی طول دوره ساخت می‌باشد. دومین نوآوری این مقاله توسعه حدود پایین برای هر دو پارامتر درآمد و طول دوره ساخت می‌باشد. حد پایین طول دوره ساخت یک حد پایین وابسته به مراحل می‌باشد که برای تمامی مراحل موجود در خط تولید یک حد پایین ایجاد می‌کند و برای حد پایین مربوط به درآمد یک الگوریتم ابتکاری برای مسأله حداکثر سود توسعه داده شده است که در برای هر مسأله یک جواب امکان‌پذیر برای این مسأله تولید می‌نماید. در نهایت این تحقیق دو روش ابتکاری برای حل مسأله OAS (AFST و SFAT) پیشنهاد شده است. نتایج نشان می‌دهد برای کلیه مسائل با حجم‌های متفاوت، روش AFST به‌طور متوسط عملکرد بهتری در مقایسه با روش SFAT دارد.

پژوهش‌های آتی در این زمینه می‌تواند در محیط‌های کاری دیگر نظیر کار کارگاهی و کارگاه باز انجام گیرد. روش‌های

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]

ابتکاری مانند SA، GA و TS می‌تواند برای این مسأله توسعه یافته و عملکرد آنها در مقایسه با عملکرد الگوریتم-های موجود مورد بررسی قرار گیرد. همچنین یافتن حدود پایین بهتر برای پارامترهای طول دوره ساخت و درآمد می‌تواند از زمینه‌های پژوهش‌های آتی باشد.

مراجع

[1] Adler, L., Fraiman, N., Kobacker, E., Pinedo, M., Plotnicoff, J.C., Wu, T.P., *BPSS: a Scheduling Support System for the Packaging Industry*. Operations Research. Vol. 41, 1993, pp. 641–648.

[2] Wittrock, R.J., *An Adaptable Scheduling Algorithm for Flexible Flow Lines*. Operations Research. Vol. 36, 1988, pp. 445–453.

[3] Mirzapour Al-e-hashem, S.M.J., Malekly, H., Aryanezhad, M.B., *A Multi-Objective Robust Optimization Model for Multi-Product Multi-Site Aggregate Production Planning in A Supply Chain Under Uncertainty*. International Journal of Production Economics , 134(1) , 2011, 28-42.

[4] Agnetis, L., Pacifici, A., Rossi, F., Lucertini, M., Nicoletti, S., Nicolo, F., *Scheduling of Flexible Flow Shop in an Automobile Assembly Plant*. European Journal of Operation Research. Vol. 97, No. 2, 1997, pp. 348–362.

[5] Quadt, D, Kuhn, H., *Conceptual Framework for Lot-Sizing and Scheduling of Flexible Flow Lines*, International Journal of Production Research, Vol. 43, No. 11, 2005, pp. 2291–2308.

[6] Kadipasaoglu, S.N., Xiang, W., Khumawala, B.M., *A Comparison of Sequencing Rules in Static and Dynamic Hybrid Flow Systems*, International Journal of Production Research, Vol. 35, No. 5, 1997, pp. 1359–1384.

[7] S Kadipasaoglu, S.N., Xiang, W., Khumawala, B.M., *A Note on Scheduling Hybrid Flow Systems*, International Journal of Production Research, Vol. 35, No. 5, 1997, pp. 1491–1494.

[8] Suresh, V., *A Note on Scheduling of Two-Stage Flow Shop with Multiple Processors*, International Journal of Production Economics, Vol. 49, No. 1, 1997, pp. 77–82.

[9] Hayrinen, T., Johnsson, M., Johtela, T., Smed, H., Nevalainen, O., *Scheduling Algorithms for Computer-Aided Line Balancing in Printed Circuit Board Assembly*. Production Planning and Control, Vol. 11, 2000, pp. 497–510.

[10] Jenabi, M., Ghomi, S.M.T.F., Torabi, S.A., Karimi, B., *Two Hybrid Meta-Heuristics for the Finite Horizon ELSP in Flexible Flow Lines with Unrelated Parallel Machines*. Applied Mathematics and Computation. Vol. 186, No. 1, 2007, 230–245.

[11] He, L.M., Sun, S.J., Luo, R.Z., *A Hybrid Two-Stage Flowshop Scheduling Problem*. Asia Pacific Journal of Operation Research, Vol. 24, No. 1, 2007, pp. 45–56.

[12] Acero-Dominguez, M., Paternina-Arboleda, C., *Scheduling Jobs on a k-Stage Flexible Fow Shop using a TOC-Based (Bottleneck) Procedure*, Proceedings of the 2004 Systems and Information Engineering Design Symposium. 2004, pp. 295-298.

[13] Chen, C.L., Chen, C.L., *A Bottleneck-Based Heuristic for Minimizing Makespan in a Flexible Flow Line with Unrelated Parallel Machines*. Computers and Operation Research, Vol. 36, 2009, pp. 3073-3081.

[14] Slotnick, S.A., *Order Acceptance and Scheduling: A Taxonomy and Review*, International Journal of Operation Research, Vol. 212, 2011, pp. 1-11.

[15] Cesaret, B, et al., 2010, *A Tabu Search Algorithm for Order Acceptance and Scheduling*. Computers and Operation Research. doi:10.1016/j.cor.2010.09.018.

[16] Oguz, C., Salman, F.S., Yalcın, Z.B., *Order Aceptance and Scheduling Decisions in Mke-to-Order Systems*, International Journal of Production Economics. Vol. 125, 2010, pp. 200-211.

[Downloaded from ijiepm.iust.ac.ir on 2025-07-17]