کمینه‌سازی مجموع هزینه‌های تخصیص موعد تحویل، ارسال، تخصیص منابع و دیرکرد در مسئله زمانبندی زنجیره تامین در محیط جریان کارگاهی

ناهید جبارزارع[۱]، مرتضی راستی برزکی[۲]، حسین خسروشاهی[۳]

تاریخ دریافت: ۱۳۹۵/۱۲/۱۰ تاریخ پذیرش: ۱۳۹٦/۹/۲۲

چکیده: در این مقاله یک مسأله زمانبندی جریان کارگاهی تولید و توزیع دو هدفه عدد صحیح به صورتی که تابع هدف اول مربوط به هزینه‌های تاخیر و هزینه مربوط به زمان تکمیل کارها و تابع هدف دوم مربوط به هزینه‌های موجودی کالای نیم ساخته و هزینه های مرتبط با موجودی نهایی و هزینه‌ی تخصیص منابع و تحویل به صورت دسته‌ای مدل سازی شده‌است. یک مسأله تصمیم گیری چند هدفه زنجیره تامین که درآن تعدادی کار بر روی تعدادی ماشین پردازش می‌شوند. موعد تحویل هرکار نیز مشخص می‌باشد. این مقاله در نظردارد یک مدل برای حداقل سازی مجموع هزینه‌های تولید و توزیع که شامل هزینه‌های تاخیر، هزینه‌های موجودی وهزینه‌های تحویل به صورت دسته‌ای و تخصیص منابع است، ارایه نماید. مدل ریاضی مسأله موردنظر یک مدل برنامه ریزی ریاضی غیرخطی عدد صحیح مختلط است. به دلیل اینکه این مسایل در حوزه مسایل NP_ hard قرار می‌گیرند از الگوریتم‌های فراابتکاری برای حل آنها استفاده می‌کنیم. این مدل یک مدل غیرخطی است که در این مقاله به صورت خطی درآورده شده‌است. این مسئله با روش محدودیت اپسیلون در ابعاد کوچک حل شده و مرز پارتو بدست آمده و در ابعاد بزرگ با الگوریتم فرا ابتکاری NSGAII مسئله حل گردیده و همچنین در ابعاد کوچک دو روش حل (محدودیت اپسیلون و NSGAII) با هم مقایسه گردیده‌اند. نتایج نشان می دهد که الگوریتم NSGAII در دو معیار MID و TIME بهتر از روش محدودیت اپسیلون عمل می‌کند و در معیار SM قضاوتی نمی‌توان کرد چون روش محدودیت اپسیلون نسبت به این معیار عکس العملی نشان ندادهاست.

واژگان کلیدی: زمانبندی زنجیره تامین، تصمیم گیری چند هدفه، زمانبندی جریان کارگاهی، محدودیت اپسیلون، ژنتیک چندهدفه

---

۱. دانشجوی کارشناسی ارشد مهندسی صنایع، دانشکده مهندسی صنایع و سیستم‌ها، دانشگاه صنعتی اصفهان. Email: njabarzare@gmail.com
۲. استادیار دانشکده مهندسی صنایع و سیستم‌ها، دانشگاه صنعتی اصفهان. Email: rasti@cc.iut.ac.ir
۳. دانشجوی دکترا، دانشکده مهندسی صنایع و سیستم‌ها، دانشگاه صنعتی اصفهان. Email: h.khosroshahi@iut.ac.ir

۱. مقدمه

در طول پنجاه سال گذشته، زنجیره تامین به عنوان مجموعه‌ای از شبکه‌های به هم مرتبط، از تامین کنندگان گرفته تا سازندگان، توزیع کنندگان و خرده فروشان و مشتریان در راستای برآورده کردن خواست مشتریان، نقش مهمی را در بازار رقابتی ایفا کرده‌اند. در دنیای امروز تحویل محصول به مشتری در زمان معین و با کیفیت مطلوب، فرآیند پیچیده‌ای است که نیازمند تراکنش‌های زیاد برون سازمانی و درون سازمانی است. در این میان بررسی همزمان تولیدات داخلی و محصولات نهایی ارسال شده می‌تواند در عملکرد زنجیره تامین نقش به سزایی داشته باشد (مرتضی, سیدرضا, & محمد). هدف از زمانبندی زنجیره تامین پیدا کردن توالی کارها، ماشین‌ها و دسته‌هاو ... می‌باشد به طوری که هزینه‌های مربوط به زنجیره تامین کمینه شود. مسأله زمانبندی فلوشاپ یک محیط شامل m ماشین و n کار را در نظر می‌گیرد که هر کدام از این کارها بر روی تمام ماشین ها پردازش می‌شوند. ترتیب پردازش برای تمام کارها یکسان است. اینگونه مسایل در دسته مسایل NP-hard هستند و معمولا ابعاد مسأله بزرگ است.

دو کلمه کلیدی در زنجیره تامین تولید وتوزیع می‌باشد که برای رسیدن به کارایی بهینه در زنجیره تامین، برنامه‌ریزی و زمانبندی یکپارچه این دو عمل بسیار مهم است. برای مثال راستی برزکی و حجازی (Rasti-Barzoki & Hejazi, 2013) به مسأله زمانبندی تک ماشینه با در نظر گرفتن هزینه‌های تولید و توزیع پرداخته‌اند. از طرف دیگر تعدادی از محققین به مسأله با محیط چند ماشینه پرداخته‌اند و روش‌ها والگوریتم‌های ابتکاری برای اینگونه مسایل توسعه داده‌اند. چن و همکاران از جمله مثال‌هایی هستند که به مسأله زمانبندی کارگاه جریانی پرداخته‌اند (Chen, Vempati, & Aljaber, 1995). یاگماهان و همکاران یک مسئله زمانبندی کارگاه جریانی چند هدفه را با الگوریتم مورچگان حل کرده‌اند (Giannopoulos, Moulianitis, & Nearchou, 2012). بهنامیان و فاطمی قمی مسئله زمانبندی جریان کارگاهی را با عملیات فازی همراه است حل کرده‌اند (Zandieh, Ghomi, & Husseini, 2006). آزاده همین مسئله زمانبندی جریان کارگاهی را دو مرحله‌ای فرض کرده که شامل

مینیمم کردن هزینه خرید و مینیمم کردن زمان تکمیل کار در پردازش آخر است و برای آن یک الگوریتم ژنتیک ارائه داده‌است (Azadeh, Maleki Shoja, Ghanei, & Sheikhalishahi, 2015). طهماسبی و توکلی مقدم مسئله زمانبندی جریان کارگاهی تک هدفه‌ای را در نظر گرفته که تابع هدف آن شامل مینیمم کردن زمان تکمیل و هزینه تاخیر/زودکرد است. آن‌ها یک مرز پارتو پیدا کردند و نتایج را با الگوریتم‌های دیگر مقایسه کردند (Amin-Tahmasbi & Tavakkoli-Moghaddam, 2011).

در این مقاله، مسأله حداقل سازی کل هزینه های تأخیر/زودکرد، هزینه های موجودی در جریان خط تولید، هزینه های موجودی مربوط به کالا ساخته شده، هزینه مربوط به زمان تکمیل کاری که در پردازش آخر است و هزینه‌های تحویل به صورت دسته‌ای و هزینه تخصیص منابع در یک زمانبندی کارگاه جریانی با یک محیط شامل m ماشین و n کار را مدل سازی و توصیف می‌کنیم. این مسئله با الگوریتم فر ابتکاری NSGAII حل گردیده و بنابراین نوآوری‌های مسئله در زیر ارائه شده‌اند:

- در نظر گرفتن موضوع تخصیص منبع در یک مسأله زمانبندی کارگاه جریانی دو هدفه
- حل مسأله مورد نظر با روش محدودیت اپسیلون در ابعاد کوچک و بدست آوردن مرز پارتو
- مقایسه دو روش حل در ابعاد کوچک و مقایسه آن‌ها با معیارهای مختلف

سایر بخش‌های این مقاله به این صورت است: در بخش دوم پارامترها، اندیس ها و متغیر های استفاده شده در صورت مسأله ارائه و توضیح داده می‌شوند .در بخش سوم مدل ریاضی مسأله شامل تابع هدف و محدودیت ها به همراه توضیح تفصیلی هر قسمت ارائه میشود. در بخش چهارم به ارائه الگوریتم NSGAII و محدودیت اپسیلون وتفسیر آن می‌پردازیم. در بخش پنجم به تعدادی از آزمایش‌های عددی برای بررسی عملکرد الگوریتم فرا ابتکاری پرداخته می‌شود. در بخش آخر نیز جمع بندی و نتیجه‌گیری مقاله آورده شده است.

۲. تعریف مسأله

در این قسمت ابتدا علایم و نمادهای استفاده شده در مسأله تعریف وسپس مدل ریاضی به تفصیل توضیح داده می‌شوند.

اندیس‌ها:

j	اندیس کار
i	اندیس ماشین
h	اندیس حالت تخصیص (mode)
s	اندیس موقعیت
b	اندیس دسته
r	اندیس کار

پارامترها:

n	تعداد کل کارها
m	تعداد کل ماشین‌ها
H	تعداد کل حالات تخصیص منبع
α_j	هزینه به ازای یک واحد تاخیر کار jام
γ_j	هزینه موجودی کالای در جریان ساخت برای کار jام
h_j	هزینه موجودی کالای ساخته شده برای کار jام
τ	هزینه مربوط به زمان تکمیل کاری که در پردازش آخر است
θ	هزینه تحویل هر دسته
A_j	موعد تحویل قراردادی برای کار jام
P_{hij}	زمان پردازش کار j ام روی ماشین i در حالت تخصیص h
M_{hij}	هزینه تخصیص کار j روی ماشین i در حالت h
K	یک عدد بزرگ

متغیرهای مسأله:

T_j	میزان تاخیر کار j
R_j	زمان تحویل کار j
C_{ij}	زمان تکمیل کار jام روی ماشین i

C	زمان تکمیل کار n ام که در پردازش m ام قرار دارد
C_b	زمان تکمیل دسته b ام
L_j	مدت زمان نگهداری کار j به عنوان موجودی
I_j	مدت زمان نگهداری کالای در جریان ساخت کار j
X_{jb}	اگر کار j در دسته b قرار گیرد ۱و در غیر این صورت۰
Z_{jhi}	اگر کار j روی ماشین i در حالت h قرار گیرد ۱ و در غیر این صورت ۰
V_{js}	اگر کار j در موقعیت s قرار گیرد ۱ و در غیر این صورت ۰
y_b	اگر دسته b شامل یک کار باشد ۱ و در غیر این صورت ۰

مسأله کارگاه جریانی مورد بررسی در این مقاله به صورت مقابل تعریف می‌گردد. یک سیستم تولیدی شامل m ماشین و n کار در نظر بگیرید. هر کدام از کار ها بر روی تمام ماشین‌ها پردازش می‌شوند. هر کار یک موقعیت به خصوص s در یک توالی دارد و در هر موقعیت خاص نیز فقط یک کارمی‌تواند قرار می‌گیرد. هر کار برای پردازش بر روی هر ماشین می‌تواند یک حالت mode یا تخصیص منبع را انتخاب کند و کارها به طوری روی ماشین i قرار می‌گیرند که کمترین حالت استفاده از منابع را داشته باشد. همچنین در این مسأله فرض بر این است که کارها نسبت به هم تقدم خاصی ندارند و تمام کارها در زمان صفر در دسترس هستند.

هر ماشین i در هر زمان فقط می‌تواند یک کار jرا پردازش کند و در یک حالت h قرار گیردو هر کار jدر هر زمان فقط می‌تواند توسط یک ماشین پردازش شود. این مقاله شبیه به مقاله حسن زاده که هرکار jبر روی ماشین i قرار دارد. P_{hij} زمان این پردازش در حالت h محسوب می‌شود(Hassanzadeh, Rasti-Barzoki, & Khosroshahi, 2016) . C_{ij} برای نشان دادن زمان تکمیل کار jروی ماشین i استفاده می‌شود. در این مقاله هیچ زمان راه اندازی برای ماشین‌ها در نظر گرفته نشده‌است.

به هر کار jیک زمان تحویل از پیش تعیین شده‌ای یا موعد تحویل قراردادی تخصیص داده شده است که با A_j نمایش داده می‌شود. یک کار دیرکرد دارد اگر زمانی که کار را تحویل می‌دهیم R_j بعد از مدت زمان از پیش تعیین شده A_jباشد که با T_j نمایش داده می‌شود و همچنین

برای کارهایی که تاخیر یا دیرکرد دارند یک جریمه تاخیر α_j در نظر گرفته می‌شود. کارهایی که در جریان ساخت مشغول به پردازش نیستند نیز به عنوان موجودی در جریان ساخت در نظر گرفته می‌شوند و متناسب با زمان نگهداری به عنوان موجودی در جریان ساخت هزینه ای معادل γ_j دارند. اگر زمانی که یک کار را تحویل می‌دهیم، بعد از زمان تکمیل آن کار Cmj باشد یعنی این کار به عنوان موجودی محصول تکمیل شده در نظر گرفته می‌شود و متناسب با زمان نگهداری هزینه‌ای معادل h_j متحمل می‌شویم. به طور کلی با در نظر گرفتن فرضیات بالا استفاده از یک سیستم تحویل دسته‌ای منجر به کاهش کل هزینه‌ها می‌گردد.

اگر کار j در حالت mode (تخصیص منبع) h قرار گیرد Z_{jhi} مقدار یک گرفته و هزینه‌ای معادل M_{hij} خواهد داشت.اگر کار j بعد از تکمیل در دسته b قرار گیرد y_b مقدار یک گرفته و در غیر این صورت مقدار صفر می‌گیرد.همچنین هزینه‌ای معادل θ برای تحویل دسته b متحمل می‌شویم. زمان تکمیل یک دسته برابرحداکثر زمان تکمیل کارهای موجود در آن دسته می‌باشد، همچنین زمان تکمیل یک کار یعنی A_j برابر زمان تکمیل آن دسته‌ای است که کار مورد نظر در آن قرار دارد. مسأله به صورت زیر نمایش داده می‌شود.

$$\text{M // Minimize} \sum_{j=1}^{n} \alpha_j T_j + \tau . C$$

$$\text{Minimize} \sum_{j=1}^{n} h_j L_j + \sum_{j=1}^{n} \gamma_j \; I_j + \theta \; \sum_{b=1}^{n} y_b + \sum_{i=1}^{m} \sum_{j=1}^{n} \sum_{h=1}^{H} M_{hij} \; Z_{jhi}$$

در واقع ما یک سیستم پردازش داریم که شامل m ماشین است و هیچ زمان راه اندازی در آن منظور نمی‌شود. هزینه دیرکرد، کل هزینه‌های مربوط به موجودی در جریان ساخت، کل هزینه موجودی کالای ساخته شده، کل هزینه مربوط به تخصیص منابع، هزینه مربوط به کار n ام در پردازش آخر و در نهایت کل هزینه‌های مربوط به تحویل به صورت دسته‌ای است. هدف حداقل کردن کل هزینه‌ها است. در مطالعه انجام شده توسط بلیزویچ و همکاران در سال ۲۰۰۵، نشان داده شده‌است که مسأله جریان کارگاهی دو ماشینه یک مسأله NP-hard است (Sadfi, (Penz, Rapine, Błażewicz, & Formanowicz, 2005). در نتیجه با افزایش ابعاد و محدودیت‌ها در این مقاله، مسأله مورد بررسی در این مقاله نیز NP-hard است.

مدل سازی ریاضی

در این قسمت مدل ریاضی مسأله مورد بررسی ارایه می‌شود. همانطور که قبلا گفته شد مسأله غیر خطی ترکیبی است.

$$\text{Minimize} \sum_{j=1}^{n} \alpha_j T_j + \tau . C \qquad (۱)$$

$$\text{Minimize} \sum_{j=1}^{n} h_j L_j + \sum_{j=1}^{n} \gamma_j\, I_j + \theta \sum_{b=1}^{n} y_b + \sum_{i=1}^{m} \sum_{j=1}^{n} \sum_{h=1}^{H} M_{hij}\, Z_{jhi} \qquad (۲)$$

$$T_j \geq \mathrm{R_j} - \mathrm{A_j} \qquad \forall\ \mathrm{j} = 1, .., \mathrm{n} \qquad (۳)$$

$$L_j \geq \mathrm{R_j} - \mathrm{C_{mj}} \qquad \forall\ \mathrm{j} = 1, .., \mathrm{n} \qquad (۴)$$

$$I_j \geq \mathrm{C_{mj}} - \mathrm{C_{1j}} - \sum_{i=2}^{m} \sum_{h=1}^{H} Z_{jhi}\ P_{hij} \qquad \forall\ \mathrm{j} = 1, .., \mathrm{n} \qquad (۵)$$

$$\sum_{h=1}^{H} \sum_{j=1}^{n} (\, Z_{\mathrm{jh1}}\ V_{j1}\ (C_{1j} - P_{\mathrm{h1j}})) = 0 \qquad (۶)$$

$$\sum_{h=1}^{H} \sum_{j=1}^{n} \sum_{s=1}^{n} (\, Z_{\mathrm{jh1}}\, V_{js}\, (C_{1j} - (\sum_{r=1}^{n} V_{rs-1}\ C_{1\mathrm{r}}\,) - P_{\mathrm{h1j}}\,)) = ۰ \qquad (۷)$$

$$\sum_{j=1}^{n} \sum_{i=2}^{m} \sum_{h=1}^{H} (Z_{\mathrm{jhi}}\ \ V_{\mathrm{j1}} (C_{ij} - (C_{i-1j} + P_{hij}\ ))) = ۰ \qquad (۸)$$

$$\sum_{h=1}^{H} \sum_{j=1}^{n} \sum_{s=2}^{n} \sum_{i=2}^{m} (Z_{jhi}\ \ V_{\mathrm{js}} (C_{ij} - W - P_{hij}\ )) = ۰ \qquad (۹)$$

$$W \geq \sum_{r=1}^{n} (\, V_{\mathrm{rs-1}}\ C_{ir}) \qquad \forall \mathrm{i} = 1, .., \mathrm{m}\ \&\ \forall\ \mathrm{s} = 1, .., \mathrm{n} \qquad (۱۰)$$

$$W \geq C_{i-1j} \qquad \forall\ \mathrm{j} = 1, .., \mathrm{n}\ \&\ \forall\ \mathrm{i} = 1, .., \mathrm{m} \qquad (۱۱)$$

$$\sum_{s=1}^{n} V_{js} = 1 \qquad \forall\ \mathrm{j} = 1, .., \mathrm{n} \qquad (۱۲)$$

$$\sum_{j=1}^{n} V_{js} = 1 \qquad \forall\ \mathrm{s} = 1, .., \mathrm{n} \qquad (۱۳)$$

$$\sum_{h=1}^{H} Z_{jhi} = 1 \qquad \forall\ j = ۱,..,n\ \&\ \forall\ i = ۱,..,m \qquad (۱۴)$$

$$C \geq C_{ij} \qquad \forall\ j = 1,..,n\ \&\ \forall\ i = 1,..,m \qquad (۱۵)$$

$$R_j = \sum_{b=1}^{n} (X_{jb} \,.\, C_b\ ) \qquad \forall\ j = 1,..,n \qquad (۱۶)$$

$$C_b \geq X_{jb} \,.\, C_{mj} \qquad \forall\ j = 1,..,n\ \&\ \forall\ b = 1,..,n \qquad (۱۷)$$

$$\sum_{b=1}^{n} X_{jb} = 1 \qquad \forall\ j = 1,..,n \qquad (۱۸)$$

$$\sum_{j=1}^{n} X_{jb} \leq K.\, y_b \qquad \forall\ b = 1,..,n \qquad (۱۹)$$

$$K(1 - y_b) + \sum_{j=1}^{n} X_{jb} \geq 0\ \forall\ b = 1,..,n \qquad (۲۰)$$

$$T_j\ , R_j\ , C_{ij}\ , C, C_b\ , L_i\ , I_j \geq 0 \qquad (۲۱)$$

$$X_{jb}\ , Z_{jhi}\ \ , V_{js}\ , y_b = 0,1 \qquad (۲۲)$$

تابع هدف (**Error! Reference source not found.**) در نظر دارد که هزینه مربوط به دیرکرد و هزینه های مربوط به زمان تکمیل کاری که در پردازش آخر است را کمینه سازد. تابع هدف (۲) هزینه های مربوط به موجودی، تخصیص منبع و هزینه های ارسال را کمینه می‌کند. اگر زمان تحویل کار j ام بیشتر از موعد تحویل از پیش تعیین شده این کار باشد، T_j مقدار گیرد که نشان دهنده این است که این کار دیرکرد دارد و محدودیت (۳) بیانگر همین مفهوم است. محدودیت (۴) مدت زمانی که یک کار به عنوان موجودی محصول نهایی نگهداری می‌شود را محاسبه می‌کند. محدودیت (۵) کل زمانی را که یک کار موجودی در جریان ساخت است را بیان می‌کند. محدودیت (۱۱)-(۶) با استفاده از موقعیت کاردر توالی و زمان پردازش و حالت استفاده از منبع و تخصیص آن به خود زمان تکمیل یک کار را محاسبه می‌کنند. محدودیت‌های (۱۰) و (۱۱) باز شده متغییر W در محدودیت (۹) برای تعیین زمان تکمیل کار j می‌باشد. هر کار به یک موقعیت اختصاص دارد که در محدودیت (۱۲) نشان داده شده‌است و

محدودیت (۱۳) نشان می‌دهد که هر موقعیت تنها شامل یک سفارش است. محدودیت (۱۴) نمایانگر این است که هر کار بر روی هر ماشین تنها می‌تواندیک حالت mode (تخصیص) داشته باشد. زمان تکمیل کاری که در پردازش آخراست (make span) از طریق محدودیت (۱۵) قابل تعیین است. زمان تحویل کار j از محدودیت (۱۶) قابل محاسبه می‌باشد. محدودیت (۱۷) زمان تکمیل دسته b را محاسبه می‌کند. محدودیت (۱۸) نشان می‌دهد که هر کار فقط در یک دسته قرار می‌گیرد. محدودیت (۱۹)و (۲۰) نیز تعداد دسته‌های بهینه را با استفاده از متغیر y_bتعیین کرده‌است. رابطه (۲۱)و (۲۲) بیانگر وضعیت متغیرها است.

خطی سازی مسئله

برای حل مسئله غیرخطی در محیط GAMS ۲۳/۶ ابتدا باید مسئله موردنظر را خطی کرد. خطی سازی مسئله همان جواب مسئله غیر خطی را می‌دهد (Assarzadegan & Rasti-Barzoki, 2016). در واقع با خطی سازی جواب دقیق مسئله بدست می‌آید. برای مثال در خطی سازی محدودیت(۲۳) که در رابطه (۲۴) آمده است ملاحظه می شود که ضرب عبارت Z_{jh1} V_{j1} در پرانتز دو متغیر غیر خطی به وجود می‌آورد که $\mathrm{R}_{jh1}P_{\mathrm{h1j}}$ وO_{j1h} نامیده شده است و برای خطی سازی آن ها از محدودیت هایی استفاده کردیم که در زیر عبارت آمده است. برای مثال سه محدودیت اول مربوط به R_{jh1} که از حاصل ضرب Z_{jh1} و V_{j1} می باشد آورده شده است که به وسیله ی این سه محدودیت R_{jh1} خطی می شود، دو محدودیت اول بیان می کند که R_{jh1} کوچکتر از دو متغیرمی باشد که هر کدام از آنها صفر باشد R_{jh1} صفر می شود و محدودیت سوم عبارت بزرگتر مساوی است که اگر هر دوی آنها یک شود R_{jh1} هم یک می شود، با جایگذاری هر کدام از حالت ها R_{jh1} مناسبی بدست می آید. بقیه محدودیت‌های غیرخطی نیز به همین صورت خطی شده‌است:

خطی سازی محدودیت	محدودیت غیر خطی	
$\sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n} \mathrm{O}_{j1h} - \sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n} \mathrm{R}_{jh1} P_{\mathrm{h1j}} = 0$ $\mathrm{R}_{jh1} \leq Z_{jh1}$ $\mathrm{R}_{jh1} \leq V_{\mathrm{j1}}$ $\mathrm{R}_{jh1} \geq V_{\mathrm{j1}} + Z_{jh1} - 1$ $\mathrm{O}_{j1h} \leq \mathrm{o}_{\mathrm{1j}}$ $\mathrm{o}_{\mathrm{1j}} \leq \mathrm{C}_{\mathrm{1j}}$ $\mathrm{O}_{j1h} \leq \mathrm{K}\mathrm{R}_{jh1}$ $\mathrm{O}_{j1h} \geq \mathrm{o}_{\mathrm{1j}} - \mathrm{K}(1 - \mathrm{R}_{jh1})$	$\sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n} (Z_{\mathrm{jh1}}\, V_{j1}\, (C_{1j} - P_{\mathrm{h1j}})) = 0$	(۲۵)
$\sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=1}^{n} Q_{1jhs} - \sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=1}^{n}\sum_{r=1}^{n} \mathrm{B}_{\mathrm{1jhsr}} - \sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=1}^{n} \mathrm{q}_{jhs1} P_{\mathrm{h1j}} = 0$ $\mathrm{q}_{jhs1} \leq Z_{jh1}$ $\mathrm{q}_{jhs1} \leq V_{\mathrm{j1}}$ $\mathrm{q}_{jhs1} \geq Z_{jh1} + V_{\mathrm{j1}} - 1$ $Q_{1jhs} \leq \mathrm{k}\mathrm{q}_{jhs1}$ $Q_{1jhs} \leq \mathrm{C}_{\mathrm{1j}}$ $Q_{1jhs} \geq \mathrm{C}_{\mathrm{1j}} - K(1 - \mathrm{q}_{jhs1})$ $E_{1rs} \leq K V_{\mathrm{rs-1}}$ $E_{1rs} \leq \mathrm{C}_{\mathrm{1r}}$ $E_{1rs} \geq \mathrm{C}_{\mathrm{1r}} - K(1 - V_{\mathrm{rs-1}})$ $\mathrm{B}_{\mathrm{1jhsr}} \leq K \mathrm{q}_{jhs1}$ $\mathrm{B}_{\mathrm{1jhsr}} \geq E_{1rs} + K(1 - \mathrm{q}_{jhs1})$ $\mathrm{B}_{\mathrm{1jhsr}} \leq E_{1rs}$	$\sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=1}^{n} (Z_{\mathrm{jh1}}\, V_{js}\, (C_{1j} - (\sum_{r=1}^{n} V_{rs-1}\, C_{\mathrm{1r}}) - P_{\mathrm{h1j}})) = 0$	(۲۶)

	خطی سازی محدودیت	محدودیت غیر خطی
(۲۷)	$\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=2}^{m}\sum_{h=1}^{H} N_{hji} - \sum_{j=1}^{n}\sum_{i=2}^{m}\sum_{h=1}^{H} S_{jhi}P_{hij} = ۰$	$\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=2}^{m}\sum_{h=1}^{H}(Z_{\mathrm{jhi}}\ V_{\mathrm{j1}}(C_{ij} - (C_{i-1j} + P_{hij}))) = ۰$
	$F_{hij} = C_{ij} - C_{i-1j}$	
	$N_{hji} \leq KS_{jhi}$	
	$N_{hji} \leq F_{hij}$	
	$N_{hji} \geq F_{hij} - K(1 - S_{jhi})$	
	$S_{jhi} \leq Z_{jhi}$	
	$S_{jhi} \leq V_{\mathrm{j1}}$	
	$S_{jhi} \leq V_{\mathrm{j1}} + Z_{jhi} - 1$	
(۲۸)	$\sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=2}^{n}\sum_{i=2}^{m} z_{ijhs} - \sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=2}^{n}\sum_{i=2}^{m} T_{ijhs} - \sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=2}^{n}\sum_{s=2}^{m} Y_{ijhs}P_{hij} = ۰$	$\sum_{h=1}^{H}\sum_{j=1}^{n}\sum_{s=2}^{n}\sum_{i=2}^{m}(Z_{jhi}\ V_{\mathrm{js}}(C_{ij} - W - P_{hij})) = ۰$
	$z_{ijhs} \leq KY_{ijhs}$	
	$z_{ijhs} \leq \mathrm{C_{ij}}$	
	$z_{ijhs} \geq \mathrm{C_{ij}} - K(۱ - Y_{ijhs})$	
	$T_{ijhs} \leq KY_{ijhs}$	
	$T_{ijhs} \leq W$	
	$T_{ijhs} \geq W - K(۱ - Y_{ijhs})$	
	$Y_{ijhs} \leq Z_{jhi}$	
	$Y_{ijhs} \leq V_{js}$	
	$Y_{ijhs} \geq Z_{jhi} + V_{js} - ۱$	

	خطی سازی محدودیت	محدودیت غیر خطی
(۲۹)	$W \geq \sum_{r=1}^{n} (\mathrm{D}_{irs-1}) \quad \forall \mathrm{i} = ۱,..,\mathrm{m}\ \&\ \forall\ \mathrm{s} = ۱,..,\mathrm{n}$ $\mathrm{D}_{irs-1} \leq KV_{\mathrm{rs}-1}$ $\mathrm{D}_{irs-1} \leq C_{ir}$ $\mathrm{D}_{irs-1} \geq C_{ir} - K(1 - V_{\mathrm{rs}-1})$	$W \geq \sum_{r=1}^{n} (V_{\mathrm{rs}-1}\ C_{ir}) \quad \forall \mathrm{i} = ۱,..,\mathrm{m}\ \&\ \forall\ \mathrm{s} = ۱,..,\mathrm{n}$
(۳۰)	$R_j = \sum_{b=1}^{n} (\ \mathrm{U}_{jb}) \quad \forall\ \mathrm{j} = ۱,..,\mathrm{n}$ $\mathrm{U}_{jb} \leq K\ X_{jb}$ $\mathrm{U}_{jb} \leq\ C_b$ $\mathrm{U}_{jb} \geq\ C_b - \mathrm{k}(1 - \mathrm{X}_{jb})$	$R_j = \sum_{b=1}^{n} (X_{jb} . C_b\ ) \quad \forall\ \mathrm{j} = ۱,..,\mathrm{n}$
(۳۱)	$C_b\ \geq G_{jmb} \quad \forall\ \mathrm{j} = ۱,..,\mathrm{n}\ \&\ \forall\ \mathrm{b} = ۱,..,\mathrm{n}$ $G_{jmb} \leq KX_{jb}$ $G_{jmb} \leq C_{mj}$ $G_{jmb} \geq C_{mj} - K(1 - \mathrm{X}_{jb})$	$C_b\ \geq X_{jb} . C_{mj} \quad \forall\ \mathrm{j} = ۱,..,\mathrm{n}\ \&\ \forall\ \mathrm{b} = ۱,..,\mathrm{n}$

روش محدودیت اپسیلون

این روش یکی از روش‌های بدست آوردن مرز پارتو می‌باشد.(Chankong & Haimes, 1983) معادله و روش حل این مدل به صورت زیر است:

$$\max f_l(x)$$
$$f_j(x) \geq \varepsilon_j \qquad \forall j \neq l \qquad (۳۲)$$
$$x \epsilon X$$

این روش به صورتی است که یکی از توابع هدف را (*fi*) را به صورت هدف در آورده و بقیه توابع را به صورت محدودیت در می‌آورد. همانطور که در رابطه (۳۳) مشخص است این روش هر کدام از توابع هدف را در هر مرحله ماکزیمم سازی کرده و بقیه توابع هدف به غیر از تابع هدف (*fi*)، به عنوان محدودیت در نظر گرفته می‌شود. ε_j را بر اساس مسئله مورد بررسی مقادیر گوناگون می دهیم تا بهترین جواب بدست آید .(Caramia & Dell´ Olmo, 2008) در مقاله

اش ثابت کرده که وجود توابع هدف زیاد منجر به افزایش تعداد محدودیت های مسئله می شود. با این روش می‌توان تمام جواب‌های پارتو را بدست آورد.

الگوریتم NSGAII

الگوریتم‌های ژنتیک از جمله تکنیک‌های استوار جستجو و بهینه ساز هستند. از اوایل دهه ۱۹۵۰ میلادی، تلاش‌هایی برای شبیه سازی پدیده تکامل بر روی کامپیوترها آغاز شد، که در این میان توجه بسیاری از محققین حوزه‌هایی مربوط به علوم ریاضی و مهندسی، به این زمینه جلب شد، نهایتا در اوایل دهه ۱۹۷۰، جان هالند، (Holland, 1992) الگوریتم ژنتیک را به عنوان ابزاری عمومی برای بهینه سازی معرفی نمود. دیوید گولدبرگ(Goldberg & Holland, 1988) کارهای پراکنده‌ی جان را جمع آوری کرد و بعد از آن دیویس از جمله افرادی بود که جداگانه در مورد این مبحث کارهایی انجام داد (Davis, 1991) . این الگوریتم ممکن است به عنوان یک فرآیند تکاملی شناخته شود که در آن یک جمعیتی از جواب‌ها شامل یک توالی از نسل‌هاست. الگوریتم را نیز می‌توان به عنوان روش‌هایی در نظرگرفت که به جست و جوی فضای ساختارها می‌پردازند و ساختار مناسب را بر اساس عملکردش پیدا می‌کند.

در الگوریتم ژنتیک نسل ها دائم در حال تکامل هستند. مراحل انجام الگوریتم ژنتیک به صورت زیر می باشد:

- تولیدجمعیت اولیه (به صورت تصادفی) از جواب‌ها
- محاسبه تابع برازندگی یا تابع هدف برای هر عضو از جمعیت
- رتبه بندی جواب‌ها بر اساس تابع برازندگی
- انتخاب جواب‌ها
- اعمال عملگرهای الگوریتم مثل جهش و تقاطع بر روی جواب‌های انتخاب شده و تولید جمعیت جدید
- بررسی شرط توقف و در غیر این صورت برگشت به گام دوم

رویکردی که برای این تحقیق مورد توجه قرار می‌گیرد، رویکرد مبتنی بر اولویت است. در رویکرد مبتنی بر اولویت، به هر کاری یک اولویت داده می‌شود و همچنین کارها بر اساس اولویت زمانبندی می‌شوند. الگوریتم ژنتیک توسط مجموعه‌ای از کروموزوم‌ها که به عنوان جواب اولیه می‌باشند، کار خود را آغاز می‌کند. هر کدام از این کروموزوم‌ها دارای یک مقدار برای تابع هدف است که مقدار برازندگی نام دارد. هر چه مقدار برازندگی بهتر باشد، کروموزوم مربوطه شانس بیشتری برای بقا یا تولید مثل پیدا می‌کند. این کروموزوم‌ها جمعیت اولیه نام دارند و به طرق مختلف مانند تولیدمثل تصادفی، استفاده از روش ابتکاری و ... قابل تولید هستند. مرحله بعد ایجاد یک سازوکار برای انتخاب والدین جهت تولید نسل بعدی است. والدین انتخاب شده توسط این ساز وکار تحت عملگرهای جهش قرار گرفته و فرزندان جدیدی را تولید و جایگزین نسل قبلی می‌کنند.این الگوریتم آنقدر تکرار می‌شود تا به معیار توقف مانند تعداد تکرار، زمان مورد نظر و یا تعداد تکرار بدون بهبود و ... برسد. گسترش هر الگریتم مستلزم تعریف یک سری از مفاهیم است. مهمترین این مفاهیم عبارتند از ساختار کروموزوم، تابع برازندگی، عملگرهای ژنتیکی و معیار پایان که به بررسی هر کدام می‌پردازیم.

ساختار کروموزوم

ساختار کروموزوم را به طوری تعریف کرده که به صورت زیر می‌باشد. هر کروموزوم ساختار $(1+m)*2n$ دارد که در آن n تعداد کارها است و m تعداد ماشین هاست. ردیف اول بیانگر توالی کارها و موقعیت آنها در یک توالی است و همچنین جداسازی کارها برای هر دسته با صفر انجام می‌شود و شماره ردیف‌ها از دوم به بعد بیانگر قرارگیری بر ماشین و اعداد موجود در سطر دوم به بعد نشان دهنده‌ی منبعی است که هر کار استفاده می‌کند.

۱	۷	۳	۵	۲	۶	۴	۸
۲	۰	۳	۰	۲	۰	۱	۰
۱	۰	۲	۰	۱	۰	۱	۰

شکل ۱ نمونه ساختار یک کروموزوم

با توجه به شکل بالا ۴ کار و ۴ دسته و۲ ماشین داریم و محاسبه مقادیر X_{jb} و V_{js} به آسانی امکان پذیر می‌شود. برای مثال همانطور که مشخص است کار چهارم در دسته چهارم قرار دارد بنابراین X_{44} = ۱ و کار دوم در موقعیت سوم قرار دارد بنابراین V_{23}= ۱ . همچنین مشخص است که برای مثال کار اول روی ماشین اول منبع دوم و روی ماشین دوم منبع اول را انتخاب کرده است. جمعیت اولیه به صورت تصادفی تولید شده‌است.

عملگرهای ژنتیک

عملگر مورد استفاده در این الگوریتم به صورت شکل ۴-۳ است. به طوریکه در پیش آزمایش‌ها نتایج بهتری نسبت به دیگر عملگرها داده‌است. عملگر جهش به صورت شکل ۵-۳ می‌باشد.

والد اول:

۶	۱	۵	۷	۸	۳	۴	۲

فرزند اول:

۶	۱	۵	۷	۳	۸	۲	۴

والد دوم:

۲	۱	۶	۴	۳	۷	۵	۸

فرزند دوم:

۲	۱	۶	۴	۸	۳	۵	۷

شکل ۲ انتخاب ژن برای تقاطع

یک نقطه به تصادف انتخاب شده، سمت راست خودش را نوشته و بر اساس آن هر چه عدد در سمت چپ وجود دارد باید نوشته شود ولی ترتیب آن به این صورت است که اگر اعداد در سمت چپ والد دوم بود به همان ترتیب و اگر نبود به ترتیبسمت راست آورده می‌شود.

۲	۱	۶	۴	۳	۷	۵	۸
۲	۲	۲	۳	۱	۴	۴	۶

شکل ۳ انتخاب ژن برای جهش

دو نقطه در کروموزوم به تصادف انتخاب می‌شود و تمام ژن‌های بین دو نقطه به صورت تصادفی به هم می‌ریزند. شکل زیر حاصل جهش بهم ریختگی تصادفی است.

۸	۵	۶	۳	۴	۷	۱	۲
۶	۴	۲	۱	۳	۴	۲	۲

شکل ٤ ژن‌ها بعد از اعمال جهش

معیار پایان الگوریتم

معیار پایان الگوریتم رسیدن به حداکثر ۱۰۰ تکرار در نظر گرفته شده است. برای معیار پایان واضح است که هرچه تعداد تکرار بیشتر باشد زمان حل نیز بیشتر می شود و از طرفی مقدار تابع هدف هم احتمالا بهبود پیدا می کند، از این رو ما برای حل مسئله تعداد تکراری را در نظر گرفتیم که در مسائل کوچک و برای مساله تک هدفه، مقدار گپ معقولی به ما دهد. همچنین با درنظر گرفتن همین تعداد تکرار در مسائل کوچک روش حل دیگر، یعنی محدودیت اپسیلون، مشاهده کردیم که حل مسئله در برخی شاخص ها بهتر بوده است، بنابراین می توان نتیجه گرفت که جواب ها معقول و مناسب هستند.

آزمایش‌های عددی

برای بررسی کارایی مدل ابتدا آن را در محیط ۲۳/۶ GAMS به صورت خطی کدنویسی کرده و سپس مسئله‌ی مورد بررسی را باروش محدودیت اپسیلون حل کرده و مسئله را با روش فراابتکاری NSGAII مقایسه می کنیم. الگوریتم NSGAII در متلب R2015b کدنویسی شده‌است. رایانه مورد استفاده دارای سرعت CPU، ۲/۳ و حافظه RAM برابر ۴GB می‌باشد.

طراحی آزمایش‌ها

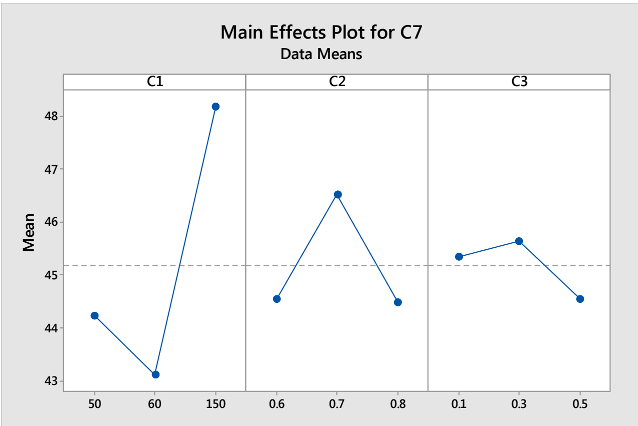
برای تنظیم پارامترهای مسئله یک آزمایش طراحی کرده که با استفاده از آن سطوح مختلف را در نظر گرفته و با استفاده از دو معیار تعداد نقاط پارتو و MID که در بخش بعد به تفضیل بیان

می‌شود این سنجش انجام می‌گیرد و برای مقایسه آماره‌ها از روش تاگوچی استفاده می‌کنیم. این روش به این صورت است که یک مسئله مورد نظر را در نظر گرفته که همه‌ی پارامترها ثابت و فقط سه پارامتر اندازه جمعیت و احتمال تقاطع و احتمال جهش تغییر کند، برای این کار ما برای هر نوع دسته پارامتر ۵ نمونه گرفته و میانگین آن‌ها را برای آن نوع دسته قرار داده‌ایم. جدول ۱ نشان دهنده‌ی تغییرات پارامترهاست.

جدول ۱ انتخاب پارامتربا روش سعی وخطا

اندازه جمعیت	۵۰، ۶۰، ۱۵۰
احتمال تقاطع	۰/۸، ۰/۷، ۰/۶
احتمال جهش	۰/۱، ۰/۳، ۰/۵

تمام ۲۷ حالت بررسی گردیده و با دو معیار MID تعداد نقاط پارتو آزمایش شده و سپس بین این دو معیار جمع وزنی گرفته می‌شودو سپس با استفاده از نرم افزار Minitab17 نتایج آنالیز شده‌اند. وزن‌ها یک در نظر گرفته شده‌اند. نتایج در شکل ۵ قابل مشاهده است:



شکل ۵ تنظیم پارامترها با روش تاگوچی

سه معیار گفته شده به وسیله‌ی C3،C2،C1 در شکل ۵ نمایش داده شده است. ماکزیمم تعداد تکرار را ۱۰۰ در نظر می‌گیریم، نتایج پارامترهای موجود در جدول ۲ را نشان می‌دهد:

جدول ۲ انتخاب پارامترها

اندازه جمعیت	۶۰
احتمال تقاطع	۰/۸
احتمال جهش	۰/۵

نتایج

مسئله‌ی مورد بررسی را طبق جدول ۳ تولید کرده و جواب‌ها را در هر دو روش NSGAII و محدودیت اپسیلون مقایسه می‌کنیم.

جدول ۳ عوامل مختلف و سطوح آن

Value	Factor
[۱،۱۰]	(α_j)هزینه تاخیر
[۵،۱۰]	(γ_j) هزینه موجودی کالای نیم ساخته
[۵،۱۰]	(h_j)هزینه موجودی کالای تمام شده
[۴۵،۵۰]	(θ)هزینه تحویل
[۱۰،۲۰]	(M_{hij})هزینه تخصیص منبع
۲	(m) تعداد ماشین ها
۴،۵،۷،۹	(n) تعداد کارها
[۱،۴]	(h) تعداد منابع
[۱،۵۰]	(P_{hij}) زمان پردازش

نتایج بدست آمده از مسئله‌ی مورد بررسی برای ۵، ۷ و ۹ کار در GAMS زمان بیش از ۳۶۰۰ ثانیه می‌برد برای همین از آوردن نتایج صرف نظر کرده، همچنین برای مسئله‌ی ۴ کار زمان حل با الگوریتم NSGAII برابر ۷,۲۲ ثانیه و با استفاده از روش محدودیت اپسیلون برابر ۱۲,۴۲ ثانیه می‌باشد.همانطور که مشاهده می‌شود الگوریتم فرا ابتکاری در زمان کوتاه تری به جواب رسیده‌است.

معیار مقایسه

این قسمت به ارزیابی و عملکرد دو الگوریتم می‌پردازد.

معیار فاصله متریک (Spacing Metric Criterion)

این معیار اولین بار توسط دب و همکاران (Deb, Pratap, Agarwal, & Meyarivan, 2002)

این معیار توسط فرمول زیر محاسبه می‌شود:

$$di = \min\left(\left|f_1{}^i(x) - f_1{}^j(x)\right| + \left|f_2{}^i(x) - f_2{}^j(x)\right|\right) \quad j = 1,2, \dots, n; i \neq j \qquad (۳۴)$$

$$SM = [\frac{1}{N-1}\sum_{i=1}^{n}[\frac{\left(\bar{d} - di\right)^2}{\bar{d}^2}]]$$

که در آن N تعداد عناصر موقیت گرفته در منحنی پارتو می‌باشد. $\bar{d}$ میانگین di ها می‌باشد و di ها فاصله اقلیدسی بین دو نقطه پارتو و برای هر نقطه پارتو محاسبه می‌شود. برای این منظور نزدیکترین نقطه همسایه مورد استفاده قرار می گیرد.

کمترین ارزش این معیار بیشترین یکنواختی را در مرز پارتو و الگوریتم به ما می‌دهد.(Attar, Mohammadi, Tavakkoli-Moghaddam, & Yaghoubi, 2014)

زمان پردازش (CPU TIME)

این معیار، زمان پردازش یک الگوریتم را برای بدست آوردن نقاط پارتو بررسی می کند. هرچه زمان پردازش کمتر باشد الگوریتم بهتر خواهد بود.

معیار فاصله ایده آل میانگین (Mean ideal distance criterion)

این معیار میانگین فاصله اقلیدسی تمام نقاط پارتو را از نقطه ایده آل برای هر الگوریتم محاسبه می کند و توسط فرمول‌های زیر بدست می‌آید:

(۳۵)

$$C_i = \sqrt{{f_{i1}}^2 + {f_{i2}}^2}$$

$$MID = \frac{\sum_{i=1}^{N} C_i}{N}$$

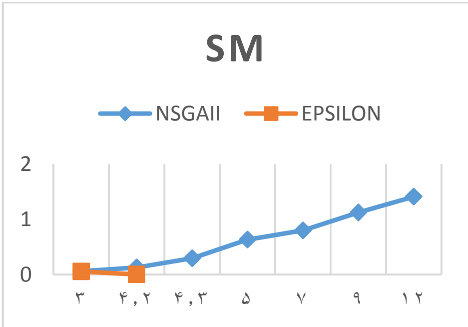
که در آن N تعداد عناصر در مجموعه ناچیره حل‌های بدست آمده از هر الگوریتم می‌باشد و $\sqrt{{f_{i1}}^2 + {f_{i2}}^2}$ فاصله اقلیدسی بین نقطه i و نقطه ایده‌آل می‌باشد. (Hassanzadeh et al., 2016)
برای بدست آوردن نقطه ایده آل ما مینیمم هر توابع هدف را در میان همه‌ی حل‌ها در جبهه پارتو پیدا کرده و به عنوان نقطه ایده آل معرفی می کنیم. کمترین ارزش برای MID بیشترین ارزش را برای مطلوبیت الگوریتم به همراه دارد.

مقایسه الگوریتم و آنالیز آن‌ها

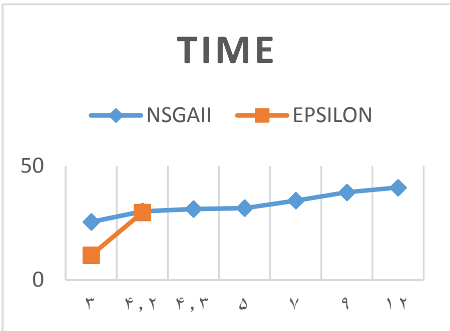
ما در این مقاله دو الگوریتم و سه معیار برای مقایسه آن‌ها در نظر گرفته‌ایم. مسئله مورد بررسی ما در این بخش به صورت زیر می‌باشد:

مسئله مورد بررسی همانطور که گفته شده برای ۴ کار و ۳ ماشین به بالا و برای ۵ کار به بالا زمان حل با روش محدودیت اپسیلون بیش از ۳۶۰۰ ثانیه است. بنابراین برای ۵ کار به بالا فقط نتایج NSGAII را آوردیم.

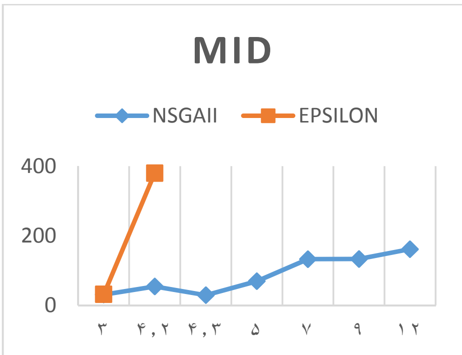
آزمایشات در شکل ۶ نشان داده شده‌اند:



شکل ٦ مقایسه وارزیابی دو الگوریتم با معیار SM



شکل ۷ مقایسه وارزیابی دو الگوریتم با معیار TIME



شکل ۸ مقایسه وارزیابی دو الگوریتم با معیار MID

جدول ۴ نشان دهنده‌ی محاسبات است.

جدول ٤ محاسبات انجام شده

$n, m, \alpha_j\ , A_j,\ , \tau, \theta, P_{hij}, M_{hij}$	TIME		SM		MID	
	NSGAII	EPSILON	NSGAII	EPSILON	NSGAII	EPSILON
[10,30]،[10,30] ، ۵،۸،[10,30] ،[10,30] ،۲، ۳	۲۵/۳۹۳۵۹۶	۱۰/۷۸۳	/۰۶۰۹۵	۰/۰۵۷۳۵	۳۱/۱۵۳۶۳۳	۳۱/۶۷
[10,30]،[10,30] ، ۵،۸،[10,30] ،[10,30] ،۲، ۴	۳۰/۴۷۱۱	۲۹/۵۱۴	۰/۱۳۰۱۷	۰/۰۰۴۴۸۶	۵۴/۴۷۷۲۱	۱۰/۷۸۳
[10,30]،[10,30] ، ۵،۸،[10,30] ،[10,30] ،۳، ۴	۳۱/۰۶۲۷۱۰	–	/۲۹۶۱۳۳ ۰	–	۲۹/۲۴۲۲۱	–
[10,30]،[10,30] ، ۵،۸،[10,30] ،[10,30] ،۲، ۵	۳۱/۴۷۴۰۶	–	/۶۳۴۰۰۴ ۰	–	۶۹/۶۲۶۷	–
[10,30]،[10,30] ، ۵،۸،[10,30] ،[10,30] ،۲، ۷	۳۴/۷۴۵۵۹	–	۰/۸۰۰۶۷	–	۱۳۲/۸۴۹۲	–
[10,30]،[10,30] ، ۵،۸،[10,30] ،[10,30] ،۲، ۹	۳۸/۴۰۲۷۲	–	۱/۱۲۵	–	۱۳۳/۲۲۷	–
[10,30]،[10,30] ، ۵،۸،[10,30] ،[10,30] ،۲، ۱۲	۴۰/۴۳۹۳۹	–	۱/۴۱۲	–	۱۶۱/۵۴۷۸	–

الگوریتم های NSGAII و EPSILON با توجه به سه معیار فوق مورد آزمون قرار گرفته‌اند. نتایج حاصل نشان می‌دهد که الگوریتم NSGAII در معیار SM کارایی ضعیف تری نسبت به الگوریتم محدودیت اپسیلون دارد ولی روش اپسیلون در این معیار عکس العملی نشان نمی‌دهد، در واقع با معیار SM نمی‌توان نتیجه گیری کرد و در معیار Time، الگوریتم محدودیت اپسیلون در زمان‌های پایین بسیار خوب عمل کرده ولی در ابعاد بالا زمان حل بسیار زیادی دارد ولی الگوریتم NSGAII در ابعاد بالا نیز زمان بسیار کمی می‌برد و با افزایش بعد مسئله زمان به طور معمول بالا رفته‌است. در معیار MID نیز الگوریتم NSGAII بسیار بهتر از محدودیت اپسیلون عمل کرده‌است همانطور که مشاهده می‌شود با این معیار می‌توان نشان داد که الگوریتم NSGAII در ابعاد بالا می‌تواند جواب‌های خوبی نسبت به روش اپسیلون به ما بدهد. در کل در ابعاد کم با بالا بردن کارها در مسئله روش اپسیلون زمان حل بیشتری می‌برد.

۳. نتیجه‌گیری و پیشنهادات جهت تحقیقات آتی

این مقاله مسأله تولید و توزیع یکپارچه با در نظر گرفتن توزیع به صورت دسته ای در زمانبندی کارگاه جریانی مورد بررسی قرار گرفت و برای آن یک مدل ریاضی عدد صحیح غیر خطی مختلط ارائه شد. مدل را خطی کرده و هدف تعیین موعد تحویل، توالی پردازش کارها ودسته بندی آنها برای ارسال است به طوری که مجموع بیشینه دیرکرد وهزینه های تخصیص موعد تحویل وارسال و هزینه تخصیص منبع کمینه شود. مدل ریاضی مسأله موردنظر یک مدل برنامه ریزی ریاضی غیرخطی عدد صحیح مختلط است. به دلیل اینکه این مسایل در حوزه مسایل hard _NP قرار می‌گیرند از الگوریتم‌های فراابتکاری برای حل آنها استفاده شده‌است. این مدل یک مدل غیرخطی است که در این مقاله به صورت خطی درآورده شده‌است، همچنین با توجه به عدم توانایی CPLEX در حل مساله با تعداد مشتری بالا با زمان معقول برای آن یک حل با الگوریتم NSGAII ارائه دادیم، بعد از آن به مقایسه‌ی آن‌ها از نظر بهتر جواب دادن پرداخته‌شد. نتایج نشان می‌دهد که الگوریتم NSGAII بهتر از روش محدودیت اپسیلون عمل می‌کند.

برای تحقیقات آتی می‌توان مساله را با محدودیت ظرفیت دسته و ماشین حل نمود یا از روش‌های حل دیگر در حوزه مسائل MODM استفاده کرد. مسئله مورد بررسی را می‌توان با روش‌های فرا ابتکاری دیگر حل کرد و به مقایسه الگوریتم‌های فرا ابتکاری از نظر دقت و زمان محاسبه پرداخت. همچنین می‌توان مسئله را به صورت ماشین‌های موازی نیز بررسی کرد.

منابع

۱- مرتضی راستی برزکی، سیدرضا حجازی و محمد مهدوی مزده. یک FPTAS برای کمینه کردن مجموع وزنی تعداد کارهای تأخیری با درنظر گرفتن مجموع هزینه‌های تخصیص موعد تحویل گروهی، تخصیص منابع و برنامه ریزی توزیع در زنجیره تامین.

2- Amin-Tahmasbi, H., & Tavakkoli-Moghaddam, R. (2011). Solving a bi-objective flowshop scheduling problem by a Multi-objective Immune System and comparing with SPEA2+ and SPGA. *Adv. Eng. Softw., 42*(10), 772-779. doi:10.1016/j.advengsoft.2011.05.015

3- Assarzadegan, P., & Rasti-Barzoki, M. (2016). Minimizing sum of the due date assignment costs, maximum tardiness and distribution costs in a supply chain scheduling problem. *Applied Soft Computing, 47*, 343-356.

4- Attar, S., Mohammadi, M., Tavakkoli-Moghaddam, R &,. Yaghoubi, S. (2014). Solving a new multi-objective hybrid flexible flowshop problem with limited waiting times and machine-sequence-dependent set-up time constraints. *International Journal of Computer Integrated Manufacturing, 27*(5), 450-469.

5- Azadeh, A,.Maleki Shoja, B., Ghanei, S., & Sheikhalishahi, M. (2015). A multi-objective optimization problem for multi-state series-parallel systems: A two-stage flow-shop manufacturing system. *Reliability Engineering & System Safety, 136*, 62-74. doi:http://dx.doi.org/10.1016/j.ress.2014.11.009

6- Caramia, M., & Dell´ Olmo, P. (2008). Multi-objective optimization. *Multi-objective Management in Freight Logistics: Increasing Capacity, Service Level and Safety with Optimization Algorithms*, 11-36.

7- Chankong, V., & Haimes, Y. (1983). Optimization-based methods for multiobjective decision-making-an overview. *Large Scale Systems In Information And Decision Technologies, 5*(1), 1-33.

8- Chen, C.-L., Vempati, V. S., & Aljaber, N. (1995). An application of genetic algorithms for flow shop problems. *European Journal of Operational Research, 80*(2), 389-396.

9- Davis, L. (1991). Handbook of genetic algorithms.

10- Deb, K., Pratap, A., Agarwal, S., & Meyarivan, T. (2002). A fast and elitist multiobjective genetic algorithm: NSGA-II. *IEEE transactions on evolutionary computation, 6*(2), 182-197.

11- Giannopoulos, N., Moulianitis, V. C., & Nearchou, A. C. (2012). Multi-objective optimization with fuzzy measures and its application to flow-shop scheduling. *Eng. Appl. Artif. Intell., 25*(7), 1381-1394. doi:10.1016/j.engappai.2012.06.011

12- Goldberg, D. E., & Holland, J. H. (1988). Genetic algorithms and machine learning. *Machine learning, 3*(2), 95-99 .

13- Hassanzadeh, A., Rasti-Barzoki, M., & Khosroshahi, H. (2016). Two new meta-heuristics for a bi-objective supply chain scheduling problem in flow-shop environment. *Applied Soft Computing, 49*, 335-351 .

14- Holland, J. H. (1992). *Adaptation in natural and artificial systems: an introductory analysis with applications to biology, control, and artificial intelligence*: MIT press.

15- Rasti-Barzoki, M., & Hejazi, S. R. (2013). Minimizing the weighted number of tardy jobs with group due date assignment and capacity-constrained deliveries. *International Journal of Industrial Engineering, 24*(2), 203-214 .

16- Sadfi, C., Penz, B., Rapine, C., Błażewicz, J., & Formanowicz, P. (2005). An improved approximation algorithm for the single machine total completion time scheduling problem with availability constraints. *European Journal of Operational Research, 161*(1), 3-10 .

17- Zandieh, M., Ghomi, S. F., & Husseini, S. M. (2006). An immune algorithm approach to hybrid flow shops scheduling with sequence-dependent setup times. *Applied Mathematics and Computation, 180*(1), 111-127 .