2nd International Conference on دومین کنفرانس بین‌المللی
مهندسی صنایع و سیستم‌ها
Industrial & Systems Engineering (ICISE)
#14&15 Sep. 2016 #Ferdowsi University of Mashhad
۲۴ و ۲۵ شهریور ۱۳۹۵ گروه مهندسی صنایع دانشگاه فردوسی مشهد
IEEE

زمانبندی تخلیه و بارگیری وسایل حمل و نقل در پایانه‌های انتقال با ظرفیت چند ایستگاه و محدودیت موجودی

عطیه بازگشا[۱]، محمد رنجبر[۲]

[۱]دانشجوی کارشناسی ارشد، دانشگاه فردوسی مشهد؛ a.bazgosha@stu.um.ac.ir
[۲]دانشیار گروه مهندسی صنایع، دانشگاه فردوسی مشهد؛m_ranjbar@um.ac.ir

چکیده

پایانه‌های انتقال، انبارهایی برای تخلیه و بارگیری سریع کالاها[۱] می‌باشند که دارای یک یا چند ایستگاه تخلیه و بارگیری هستند. در این تحقیق یک پایانه‌ی انتقال با چند ایستگاه تخلیه و بارگیری یکسان و با در نظر گرفتن محدودیت موجودی مطالعه شده است. هر یک از عملیات‌های تخلیه یا بارگیری به عنوان یک کار و هر یک از ایستگاه‌ها به عنوان یک ماشین در نظر گرفته می‌شوند. به بیان دیگر، مسأله این تحقیق زمانبندی ماشین‌های موازی با وجود محدودیت موجودی و زمان ورود برای کارها و با هدف کمینه کردن زمان اتمام پردازش کل کارها است. برای این مسأله یک مدل برنامه‌ریزی عددصحیح خطی ارائه می‌شود اما از آنجا که این مسئله حتی با تعداد یک ماشین و بدون در نظر گرفتن زمان آمادگی برای کارها، یک مسئله‌ی بسیار پیچیده است، حل بهینه‌ی مدل مربوطه زمان‌بر می‌باشد. بنابراین، دو الگوریتم حل ابتکاری با اسامی موازی و سریال طراحی شده است. سپس با استفاده از نمونه مسائل تصادفی تولید شده، کارایی این دو الگوریتم مورد تحلیل قرار گرفته است. نتایج محاسباتی نشان می‌دهد که الگوریتم موازی کارایی بهتری نسبت به الگوریتم سریال دارد.

کلمات کلیدی

پایانه‌های انتقال- زمانبندی ماشین‌های موازی- محدودیت موجودی

Scheduling of loading and unloading trucks in a transshipment terminal with multi stations and inventory constraints

AtiyehBazgosha,Mohammad Ranjbar

ABSTRACT

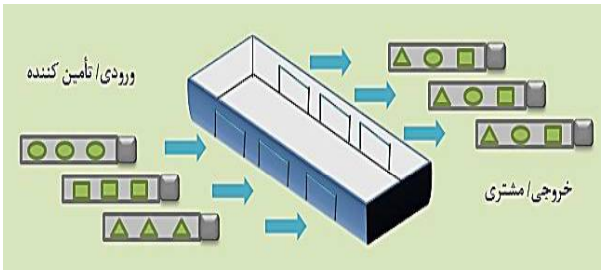
Transshipment terminals are temporary warehouses for quick loading and unloading of goods in which there are several stations. In this research, a transshipment terminal with multi loading and unloading stations is studied in which inventory constraints are important. Each loading or unloading operation is supposed to be a job while each station is similar a machine. In other words, the problem of this research is the parallel machine scheduling with inventory constraints and release dates aiming to minimize the makespan. An integer linear programming model is developed but since this problem is NP-hard even for the case of a single machine and without release dates, solving the model is very time consuming. Thus, two heuristic algorithms, called parallel and serial algorithms, are developed. Next, using a set of randomly generated test instances, the comparative performance of these two algorithms has be analyzed. The computational results indicates that the parallel algorithm has better performance than serial algorithm.

KEYWORDS

Transshipment terminal-parallel machine scheduling- Inventory constraint

۱- مقدمه

در مدیریت زنجیره تأمین به منظور صرفه‌جویی در هزینه‌های توزیع و حمل و نقل کالا، از پایانه‌ها یا انبارهای موقتی جهت تخلیه و بارگیری سریع کالا استفاده می‌شود که در ادبیات زنجیره تأمین با عنوان پایانه‌های انتقال شناخته می‌شوند. در این انبارها کالاها به مدت زیادی انبارش نمی‌شوند و معمولاً مدت نگهداری آن‌ها کمتر از ۲۴ ساعت است. شکل (۱)، عملیات صورت گرفته در یک پایانه‌ی انتقال را نشان می‌دهد.



شکل (۱): عملیات مربوط به یک پایانه انتقال

مسئله‌ای که در این تحقیق به آن پرداخته می‌شود، در واقع توسعه‌ای است بر مسئله‌ای که در سال ۲۰۱۰ توسط Briskorn و همکارانش مطرح شد[۱]. آن‌ها مسئله‌ی زمانبندی تک ماشین در صورت وجود محدودیت‌های موجودی را مطالعه کردند به طوریکه در مسئله‌ی مطرح شده، کارها باعث افزایش یا کاهش سطح موجودی مرکزی می‌شود و میزان این تغییر، به نوع کار بستگی دارد. سطح موجودی باید در تمام طول برنامه‌ریزی نامنفی باشد. بنابراین کارهایی که باعث کاهش موجودی می‌شوند تا زمانیکه به اندازه‌ی مورد نیاز موجودی در دسترس نباشد، نباید پردازش شوند. آن‌ها همچنین ظرفیت انبار پایانه را نامحدود در نظر گرفتند و فرض کردند که تمام کارها در ابتدای افق زمانی در دسترس هستند. سپس پیچیدگی مسئله را با توجه به توابع هدف مختلف بررسی کردند. آن‌ها ثابت کردند که این مسئله، بسیار پیچیده(NP-hard) است.

در [۲] رویکردهای دقیق برای حل مسئله‌ی زمانبندی تک ماشین با هدف کمینه کردن مجموع زمان اتمام وزن دهی شده‌ی کارها و در صورت وجود محدودیت‌های موجودی، ارائه شد. در [۳]، مسئله‌ی مشابهی مطرح شد و هدف در آن، یافتن زمانبندی مناسب برای کارها به گونه‌ای بود که بیشترین تأخیر در بین کارها کمینه گردد. در این مقاله چهار الگوریتم شاخه و کران، توسعه داده شد.

در [۴]، یک پایانه تخلیه و بارگیری سریع با چند ایستگاه دریافت و ارسال مطالعه شد. آن‌ها یک راه حل بهینه بر اساس برنامه‌ریزی پویا و به منظور یافتن بهترین زمانبندی برای عملیات حمل و نقل پیشنهاد دادند.

هدف در این تحقیق، یافتن زمانبندی مناسب بصورتی است که زمان اتمام کل کارها کمینه شود. فرض می‌کنیم که پایانه دارای چندین ایستگاه تخلیه و بارگیری است به طوریکه در هر یک از ایستگاه‌ها امکان تخلیه و یا بارگیری با ظرفیت و سرعت یکسان وجود دارد.

همچنین یک مکان با ظرفیت مشخص و محدود جهت انبارش کالا، در این پایانه وجود دارد که فرض می‌شود در ابتدای افق زمانی دارای موجودی اولیه‌ی مشخصی است. به دلیل اینکه در شرایط واقعی ممکن است تمام کارها در ابتدای افق زمانی در دسترس نباشند، برای هر کار زمان آغاز مخصوص به آن کار در نظر گرفته شده است. تمامی این فرضیات بصورت یکجا در هیچ مقاله‌ای در نظر گرفته نشده است. این مسئله‌ی جدید بصورت یک مسئله‌ی برنامه‌ریزی عدد صحیح فرموله و توسط نرم‌افزار ILOG CPLEX-12.3 حل شده است. همچنین به دلیل پیچیدگی بالای مسئله، دو الگوریتم ابتکاری طراحی و پیاده سازی شده است.

در ادامه، تعریف دقیق مسئله و مدلسازی آن، الگوریتم‌های پیشنهادی، نتایج محاسباتی و مقایسه‌ی نتایج حاصل از الگوریتم‌های پیشنهادی با مقدار بهینه مورد بررسی قرار گرفته است.

۲- مسئله

۲-۱- تعریف مسئله

در این تحقیق یک پایانه تخلیه و بارگیری در نظر گرفته شده است که دارای یک مجموعه M با اندازه $|M|$ از ایستگاه‌های تخلیه و بارگیری است. همچنین فرض شده است که در این پایانه فقط یک نوع کالا تخلیه و بارگیری می‌شود. مجموعه عملیات‌های تخلیه و بارگیری را با J نشان می‌دهیم که مجموعه‌های J^+ و J^- به ترتیب بیانگر عملیات‌های تخلیه و بارگیری می‌باشند. هر عملیات تخلیه و یا بارگیری j که $j = 1, \dots, |J|$ توسط یک وسیله حمل و نقل در لحظه r_j وارد این پایانه می‌شود و جهت تخلیه و یا بارگیری نیازمند زمان مشخصی برابر با p_j است. همچنین یک مکان مشترک برای تخلیه و یا بارگیری این نوع کالا با ظرفیت IC در این پایانه وجود دارد که فرض می‌شود در ابتدای افق زمانی دارای موجودی اولیه‌ای برابر با I^{ini} است. اثر هر عملیات تخلیه یا بارگیری j روی موجودی کالا برابر با δ_j است که این مقدار برای عملیات‌های تخلیه کالا مقداری مثبت و برای عملیات‌های بارگیری آن مقداری منفی است. اثر هر عملیات بارگیری روی

موجودی کل پایانه در لحظه شروع عملیات است ولی در عملیات تخلیه این اثر موجودی در لحظه اتمام بارگیری بصورت یکجا اعمال می‌گردد.

واضح است که در این مسأله در هر لحظه t که $t \in T = \{1, \dots, |T|\}$ یک حد بالا برای اتمام کلیه‌ی عملیات‌های مجموعه J است) نباید سطح موجوی کالا در پایانه منفی شود. بعلاوه، در این تحقیق فرض شده است که کلیه‌ی پارامترهای مذکور مقادیر صحیح می‌باشند.

این مسأله مشابه مسأله زمانبندی ماشین‌های موازی در نظریه زمانبندی است که در آن هر یک از ایستگاه‌های تخلیه و بارگیری یک ماشین و هر عملیات تخلیه یا بارگیری یک کار فرض شده و فقط محدودیت موجودی کالا به آن اضافه شده است. هدف مسأله کمینه سازی زمان انجام کل کارها (C_{max}) بوده که می‌توان آن را بصورت $1|r_j, inv|C_{max}$ نشان داد. برای سهولت در ادامه، به منظور تجزیه و تحلیل مسأله از اصطلاحات نظریه زمانبندی ماشین آلات استفاده شده است.

۲-۲- مدلسازی مسئله

به منظور مدلسازی مسئله، پارامترها و متغیرهای مورد استفاده به ترتیب به شرح جدول (۱) و جدول (۲) تعریف شده است.

جدول (۱): تعریف پارامترها

پارامتر	تعریف
$M: \{1,2,\dots,\|M\|\}$	مجموعه ایستگاه‌های تخلیه و بارگیری با اندیس i
$\|M\|$	تعداد ایستگاه‌های تخلیه و بارگیری
$J: \{1,2,\dots,\|J\|\}$	مجموعه عملیات تخلیه و بارگیری با اندیس j
$\|J\|$	تعداد عملیات تخلیه و بارگیری
$T: \{1,\dots,\|T\|\}$	مجموعه لحظه‌های زمانی
$\|T\|$	حد بالای اتمام کلیه عملیات‌های مجموعه J
IC	ظرفیت موجودی کالا پایانه
I^{ini}	میزان موجودی اولیه کالا در پایانه
p_j	زمان پردازش عملیات j
δ_j	میزان موجودی کالا که طی عملیات j وارد پایانه شده یا از آن خارج شده است
r_j	زمان آمادگی عملیات j

جدول (۲): تعریف متغیرها

متغیر	تعریف
x_{jit}	اگر عملیات j بر روی ماشین i در لحظه t پایان یابد برابر ۱ و در غیر اینصورت برابر ۰
I_t	سطح موجودی کالا در لحظه t

مدل

$$Min\ C_{max} \quad (۱)$$

$$C_{max} \geq \sum_{t=1}^{|T|}\sum_{i=1}^{|M|} tX_{jit};\ \forall j \in J \quad (۲)$$

$$\sum_{t=1}^{|T|}\sum_{i=1}^{|M|} X_{jit} = 1;\ \forall j \in J \quad (۳)$$

$$\sum_{\tau=t-p_j+1}^{t}\sum_{j' \in J\setminus\{j\}} X_{j'i\tau} \leq B(1 - X_{jit});\ \forall i,j,t \quad (۴)$$

$$\sum_{j=1}^{|J|}\sum_{\tau=max(t+1, r_j+p_j)}^{min\{|T|, t+p_j\}}\sum_{i=1}^{|M|} X_{ji\tau} \leq |M|;\ \forall t \in T \quad (۵)$$

$$\sum_{t=1}^{|T|}\sum_{i=1}^{|M|} tX_{jit} - p_j \geq r_j;\ \forall j \in J \quad (۶)$$

$$I_t = I_{t-1} + \sum_{j\in J^+}\sum_{i=1}^{|M|}\delta_j X_{jit} + \sum_{j\in J^-}\sum_{i=1}^{|M|}\delta_j X_{j,i,t+p_j};\ \forall t \in \{2,.,|T|\} \quad (۷)$$

$$I_1 = I^{ini} + \sum_{j\in J^-}\sum_{i=1}^{|M|}\delta_j X_{jip_j}; \quad (۸)$$

$$I_t \leq IC;\ \forall t \in T \quad (۹)$$

$$X_{jit} \in \{0,1\};\ \forall j \in J;\ \forall t \in T \quad (۱۰)$$

$$I_t \in \mathbb{Z}^+;\ \forall t \in T \quad (۱۱)$$

تابع هدف (۱) بیانگر کمینه‌سازی زمان تکمیل آخرین عملیات است که این مفهوم در محدودیت (۲) نشان داده شده است. محدودیت

(۳) بیانگر این است هر کار فقط در یک لحظه زمانی و تنها بر روی یک ماشین به اتمام می‌رسد. محدودیت (۴) محدودیت عدم انقطاع کارهاست و در آن B بیانگر یک عدد بسیار بزرگ است. محدودیت (۵) نشان می‌دهد که تعداد کارهایی که در هر لحظه $t \in T$ بصورت همزمان در حال انجام هستند حداکثر برابر با $|M|$ است. محدودیت (۶) بیانگر این است که زمان شروع هر عملیات نباید قبل از زمان ورود آن به پایانه باشد. محدودیت (۷) بیانگر تغییر سطح موجودی کالا در پایانه در هر لحظه $t \in T - \{1\}$ بر اثر اعمال عملیات‌های تخلیه و بارگیری می‌باشد. محدودیت (۸) تغییر سطح موجودی کالا در پایانه در لحظه $t = 1$ می‌باشد. محدودیت (۹) محدودیت ظرفیت می‌باشد و محدودیت‌های (۱۰) و (۱۱) نیز نشان دهنده نوع متغیرهای مورد استفاده در این مدل است.

۳- روش حل

همانطور که در مرجع [۵] نشان داده شد، این مسئله حتی با تعداد یک ماشین و بدون در نظر گرفتن زمان آمادگی برای کارها نیز یک مسئله‌ی بسیار پیچیده می‌باشد. با توجه به اینکه حل بهینه‌ی این مسئله با استفاده از CPLEX، بسیار زمان‌بر می‌باشد و تنها می‌توان برای حل مسائل با اندازه‌ی کوچک از آن استفاده کرد، در ادامه دو الگوریتم ابتکاری برای حل آن پیشنهاد شده است.

۳-۱- الگوریتم ابتکاری

در این قسمت دو الگوریتم ابتکاری به منظور کاهش زمان حل، برای مسئله‌ی مطرح شده ارائه شده است. ایده طراحی الگوریتم‌های موازی و سریال، بر اساس طرح زمانبندی موازی و سریال که توسط Kolisch برای مسائل زمانبندی پروژه با محدودیت منابع توسعه داده شد، می‌باشد[۶].

الگوریتم موازی

در این روش که بر اساس اندیس زمان طراحی شده، در هر لحظه زمانی حداکثر تعداد کارهای قابل اجرا، زمانبندی می‌شوند. اندیس زمان در ابتدا برابر با کوچکترین مقدار ممکن قرار می‌گیرد و سپس به تدریج زیاد می‌شود. علاوه بر پارامترهای معرفی شده در فصل قبل، پارامترهای دیگری نیز در این الگوریتم ابتکاری استفاده شده است که به شرح جدول (۳) می‌باشد.

جدول (۳): معرفی پارامترهای الگوریتم موازی

نماد	تعریف
OJ	لیست اولویت‌بندی شده کارها
$EJ_t: \{ j \in J \mid r_j \le t \}$	مجموعه کارهای مجاز در لحظه t که بر اساس OJ مرتب شده‌اند
SJ	مجموعه کارهای زمانبندی شده
AJ_t	مجموعه کارهای در حال پردازش در لحظه t
ft_j	زمان پایان کار j
$EJ_t(g)$	عضو g ام از مجموعه EJ_t

گام ۱: قرار دهید $\tau = max\{0, \min_{j\in J}\{r_j\}\}$، $g = 1$، $SJ = \emptyset$. همچنین قرار دهید $|T| = \max_{j\in J}\{r_j\} + \sum_{j\in J} p_j$ و $m = |M|$. به ازاء هر $t \in T$ قرار دهید $I_t = I^{ini}$ و به ازاء هر $j \in J$ قرار دهید $ft_j = 0$.

گام ۲: اگر $m = 0$، قرار دهید $\tau = \min_{j\in AJ_\tau}\{ft_j\}$، $m = m + 1$ و $AJ_\tau = AJ_\tau \backslash \{j \in AJ_\tau \mid ft_j = \tau\}$.

گام ۳: مجموعه EJ_τ را به روز کنید و اعضای اضافه شده به این مجموعه را از مجموعه OJ حذف کنید. اگر $\delta_{EJ_\tau(g)} < 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{EJ_\tau(g)} > 0$، به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{EJ_\tau(g)}$ و به گام ۴ بروید. در غیر اینصورت، اگر $\delta_{EJ_\tau(g)} > 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau + p_{EJ_\tau(g)}, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{EJ_\tau(g)} < IC$، به ازاء هر $t \in [\tau + p_{EJ_\tau(g)}, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{EJ_\tau(g)}$ و به گام ۴ بروید. در غیر اینصورت قرار دهید $g = g + 1$ و اگر $g \le |EJ_\tau|$ به گام ۲ بازگردید و در غیر اینصورت اگر داشته باشیم $OJ \neq \emptyset$ قرار دهید $\tau = \min_{j\in OJ}\{r_j\}$ و $g = 1$ و به گام ۲ بازگردید. در غیر اینصورت قرار دهید $\tau = \max_{j\in AJ_\tau}\{ft_j\}$ و $g = 1$ و به گام ۶ بروید.

گام ۴: قرار دهید $ft_{EJ_\tau(g)} = \tau + p_{EJ_\tau(g)}$، کار $EJ_\tau(g)$ را به مجموعه AJ_τ و SJ اضافه کرده و از مجموعه‌ی EJ_τ حذف کنید و قرار دهید $m = m - 1$. اگر $|SJ| = |J|$ قرار دهید $C_{max} = \max_{j\in SJ} ft_j$ و توقف کنید. در غیر اینصورت قرار دهید $g = 1$ و اگر $EJ_\tau \neq \emptyset$ به گام ۲ بازگردید در غیر اینصورت قرار دهید $\tau = \min_{j\in OJ}\{r_j\}$ و به گام ۲ بازگردید.

گام ۵: اگر $m = 0$، قرار دهید $\tau = \min_{j\in AJ_\tau}\{ft_j\}$، $m = m + 1$ و $AJ_\tau = AJ_\tau \backslash \{j \in AJ_\tau \mid ft_j = \tau\}$.

گام ۶: اگر $\delta_{EJ_\tau(g)} < 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{EJ_\tau(g)} > 0$، به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{EJ_\tau(g)}$. در غیر اینصورت، اگر $\delta_{EJ_\tau(g)} > 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau + p_{EJ_\tau(g)}, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{EJ_\tau(g)} < IC$ به ازاء هر $t \in [\tau + p_{EJ_\tau(g)}, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{EJ_\tau(g)}$. در غیر اینصورت قرار دهید $g = g + 1$ و اگر $g \leq |EJ_\tau|$ و به گام ۵ بازگردید، در غیر اینصورت جواب موجهی قابل به دست آمدن نیست (توقف).

گام ۷: قرار دهید $ft_{EJ_\tau(g)} = \tau + p_{EJ_\tau(g)}$، کار $EJ_\tau(g)$ را به مجموعه AJ_τ و SJ اضافه کرده و از مجموعه‌ی EJ_τ حذف کنید و قرار دهید $m = m - 1$. اگر $|SJ| = |J|$ قرار دهید $C_{max} = \max_{j \in SJ} ft_j$ و توقف کنید. در غیر اینصورت قرار دهید $g = 1$ و اگر $EJ_\tau \neq \emptyset$ به گام ۵ بازگردید.

الگوریتم سریال

در این روش که بر اساس اندیس عملیات طراحی شده، در هر تکرار، یک عملیات در زودترین زمانی که ممکن باشد زمانبندی می‌شود. علاوه بر نمادهایی که تا کنون معرفی شد، پارامترهای دیگری نیز در این الگوریتم ابتکاری استفاده می‌شود که به شرح جدول (۴) می‌باشد.

جدول (۴): معرفی پارامترهای الگوریتم سریال

نماد	تعریف
RE	مجموعه‌ای مرتب از کارها که به دلیل نقض محدودیت‌ها، امکان زمانبندی آن‌ها بر اساس ترتیب لیست OJ وجود ندارد
$OJ(g)$	عضو g ام از مجموعه OJ
AM_t	تعداد ماشین‌های در دسترس در لحظه t

گام ۱: قرار دهید $g = 1$، $RE = SJ = \emptyset$ و $|T| = \max_{j \in J} \{r_j\} + \sum_{j \in J} p_j$. همچنین به ازاء هر $t \in T$ قرار دهید $AM_t = |M|$، $I_t = I^{ini}$ و به ازاء هر $j \in J$ قرار دهید $ft_j = 0$.

گام ۲: قرار دهید $\tau = r_{OJ(g)}$. اگر به ازاء حداقل یک مقدار از $t \in [\tau, \tau + p_{OJ(g)}]$، داشته باشیم $AM_t = 0$، آنقدر τ را افزایش دهید تا به ازاء هر $t \in [\tau, \tau + P_{OJ(g)}]$ داشته باشیم $AM_t > 0$.

گام ۳: اگر $\delta_{OJ(g)} < 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{OJ(g)} > 0$، آنگاه به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{OJ(g)}$ و به گام بعد بروید. در غیر اینصورت اگر $\delta_{OJ(g)} > 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau + P_{OJ(g)}, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{OJ(g)} < IC$، آنگاه به ازاء هر $t \in [\tau + P_{OJ(g)}, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{OJ(g)}$ و به گام بعد بروید. در غیر اینصورت به گام ۲ بازگردید و در غیر اینصورت به گام ۶ بروید.

گام ۴: قرار دهید $ft_{OJ(g)} = \tau + P_{OJ(g)}$. سپس به ازاء هر $t \in [\tau, \tau + P_{OJ(g)}]$ قرار دهید $AM_t = AM_t - 1$. سپس عضو $OJ(g)$ را از مجموعه OJ حذف کرده و به مجموعه SJ اضافه کنید و اگر $OJ \neq \emptyset$ به گام ۲ بازگردید در غیر اینصورت به گام بعد بروید.

گام ۵: اگر $|RE| = 0$ قرار دهید $C_{max} = \max_{j \in SJ} ft_j$ (توقف).

گام ۶: اگر $|RE| > 0$ قرار دهید $\tau = \max\{r_{RE(g)}, \max_{j \in SJ} \{ft_j\}\}$. اگر به ازاء حداقل یک مقدار از $t \in [\tau, \tau + P_{RE(g)}]$ داشته باشیم $AM_t = 0$، آنقدر τ را افزایش دهید تا به ازاء هر $t \in [\tau, \tau + P_{RE(g)}]$ داشته باشیم $AM_t > 0$.

گام ۷: اگر $\delta_{RE(g)} < 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{RE(g)} > 0$، به ازاء هر $t \in [\tau, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{RE(g)}$، قرار دهید $ft_{RE(g)} = \tau + P_{RE(g)}$. سپس به ازاء هر $t \in [\tau, \tau + P_{RE(g)}]$ قرار دهید $AM_t = AM_t - 1$ و $RE(g)$ را از مجموعه RE حذف و به مجموعه SJ اضافه کنید و قرار دهید $g = 1$ و به گام ۵ بازگردید. در غیر اینصورت قرار دهید $g = g + 1$ و اگر $g < |RE|$ به گام ۶ بازگردید و در غیر اینصورت جواب موجهی قابل به دست آمدن نیست (توقف).

گام ۸: اگر $\delta_{RE(g)} > 0$ و به ازاء هر $t \in [\tau + p_{RE(g)}, |T|]$ داشته باشیم $I_t + \delta_{RE(g)} < IC$ به ازاء هر $t \in [\tau + p_{RE(g)}, |T|]$ قرار دهید $I_t = I_t + \delta_{RE(g)}$ و $ft_{RE(g)} = \tau + P_{RE(g)}$. سپس به ازاء هر $t \in [\tau, \tau + P_{RE(g)}]$ قرار دهید $AM_t = AM_t - 1$. سپس $RE(g)$ را از مجموعه RE حذف و به مجموعه SJ اضافه کنید و قرار دهید $g = 1$ و به گام ۵ بازگردید. در غیر اینصورت قرار دهید $g = g + 1$ و اگر $g < |RE|$ به گام ۶ بازگردید و در غیر اینصورت جواب موجهی قابل به دست آمدن نیست (توقف).

۴- نتایج محاسباتی

تعداد ۲۴ حالت به شرح جدول (۵) طراحی و به ازای هر حالت ۱۰ نمونه مسأله تولید شده است. تمامی این مسائل توسط نرم‌افزار ILOG CPLEX-12.3 و همچنین الگوریتم‌های ابتکاری موازی و سریال حل شده است و نتایج بدست آمده در جدول (۶) ارائه شده است. تمامی نمونه مسائل بر روی کامپیوتر با مشخصات CPU Core i3، 4GB RAM اجرا شده است.

α درصد کارهای مثبت می‌باشد.

جدول (۶) درصد شدنی بودن نمونه مسائل حل شده با دو الگوریتم سریال و موازی و میانگین انحرافات جواب‌های بدست آمده از دو الگوریتم نسبت به جواب بهینه را بر اساس چهار قاعده اولویت بندی جهت مرتب کردن لیست OJ نشان می‌دهد. قاعده‌های اولویت بندی به شرح ذیل می‌باشد.

طبق قاعده LPT[۲] کارها به ترتیب غیر صعودی زمان پردازش آن‌ها مرتب می‌شوند. طبق قاعده SPT[۳] کارها به ترتیب غیر نزولی زمان پردازش آن‌ها مرتب می‌شوند. طبق قاعده SRD[۴] کارها به ترتیب غیر صعودی زمان آزادسازی آن‌ها مرتب می‌شوند. طبق قاعده RND[۵] کارها بصورت تصادفی مرتب می‌شوند.

با توجه به انحرافات مشاهده شده، الگوریتم موازی زمانی که از قاعده اولویت‌بندی LPT استفاده شود، از کارایی بالاتری برخوردار می‌باشد.

جدول (۵): شرح تولید نمونه مسئله

پارامتر	نحوه‌ی مقدار دهی
α	$40\%, 50\%, 60\%$
$\|N\|$	(5,10,15,20)
$\|M\|$	(1,2)
δ_j	$\sim U[1,10]$
p_j	$\sim U[1,10]$
r_j	$\sim U\left[0,(1/4 * \sum_i p_i)\right]$
I^{ini}	$\sim U\left[max\left\{0, \sum_{j\in J^-} \delta_j\right\}, \sum_{j\in J^-} \delta_j\right]$
IC	$\sim U\left[I^{ini} + max\left\{(\sum_{j\in J^+} \delta_j - \sum_{j\in J^-} \delta_j), 0\right\}, I^{ini} + \sum_{j\in J^+} \delta_j\right]$

جدول (۶): مقایسه نتایج حاصل از دو الگوریتم ابتکاری با جواب‌های بهینه

نوع	موازی		سریال	
	درصد شدنی بودن	میانگین انحراف از جواب بهینه	درصد شدنی بودن	میانگین انحراف از جواب بهینه
LPT	97.9	1.09	96.25	6.84
SPT	97.5	4.18	97.08	15.35
SRD	98.3	2.84	96.66	4.55
RND	97.9	3.03	95.83	9.75

۵- نتیجه‌گیری و پیشنهادات

در این تحقیق مسأله‌ی زمانبندی یک پایانه‌ی انتقال که دارای چندین ایستگاه تخلیه و بارگیری مشابه می‌باشد مطرح شد. همچنین فرض شد که پایانه دارای موجودی اولیه و ظرفیت مشخصی است و هر یک از کارهای تخلیه و بارگیری زمان آمادگی مخصوص به خود را دارد. سپس یک مدل عدد صحیح خطی با هدف کمینه کردن زمان اتمام کلیه‌ی کارها برای مسأله ارائه شد و با توجه به اینکه حل این مسأله به دلیل پیچیدگی زیاد آن، با استفاده از نرم افزار CPLEX زمان‌بر می‌باشد، دو الگوریتم حل ابتکاری با اسامی موازی و سریال پیشنهاد شد.

با توجه به نتایج محاسباتی، مشخص شد که کارایی الگوریتم موازی بهتر از الگوریتم سریال می‌باشد.

الگوریتم‌های ارئه شده در این تحقیق لزوما به جواب بهینه نمی‌رسند و توسعه روش‌های حل دقیق با کارائی بالا می‌تواند در تحقیقات آتی مدنظر قرار گیرد. همچنین به منظور ساده سازی مسأله، در این تحقیق فرض شده است که تنها یک نوع کالا وارد پایانه شده یا از آن خارج می‌شود. در صورتیکه در دنیای واقعی چندین نوع کالای مختلف ممکن است وجود داشته باشد. بنابراین به منظور نزدیک شدن به واقعیت، در نظر گرفتن تنوع کالایی می‌تواند به عنوان توسعه‌ی مسأله مورد بررسی قرار گیرد.

۶- مراجع

[۱] Briskorn, D., Choi, B.-C., Lee, K., Leung, J., andPinedo, M., "Complexity of single machine scheduling subject to nonnegative inventory constraints". *European Journal of Operational Research*, No. 207, pp. 605-619, 2010.

[۲] Briskorn, D., Jaehn, F., &Pesch, E., "Exact algorithms for inventory constrained scheduling on a single machine", *Journal of scheduling*, No. 16, pp. 105-115, 2013.

[۳] Briskorn, D., and Leung, J. Y., "Minimizing maximum lateness of jobs in inventory constrained scheduling", *Journal of the Operational Research Society,* No. 64, pp. 1851-1864, 2013.

[۴] Alpan, G., Bauchau, S., Larbi, R., and Penz, B.; "Optimal operations scheduling in a crossdock with multi strip and multi stack doors", *International Conference on Computers and Industrial Engineering*, Beijing, 2008.

[۵] Briskorn, D., and Pesch, E., "Variable very large neighbourhood algorithms for truck sequencing at transshipment terminals",*International Journal of Production Research,* No. 51, pp. 7140-7155, 2013.

[۶] Kolisch, R.,"Serial and parallel resource-constrained project scheduling methods revisited: Theory and computation",*European Journal of Operational Research*, No. 90, pp. 320-333, 1996.

زیرنویس‌ها

[۱] Cross dock
[۲] Longest processing time
[۳] Shortest processing time
[۴] Shortest release date
[۵] Random