

یک مدل برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط غیرخطی برای بازپرسازی سفارشات و الگوریتم ابتکاری جهت حل آن

رضا برادران کاظم‌زاده^{۱*}، زهره کاهه^۲، الیپس مسیحی^۳

۱. دانشیار گروه مهندسی صنایع، دانشگاه تربیت مدرس، تهران
۲. کارشناس ارشد مهندسی صنایع، دانشگاه تربیت مدرس، تهران
۳. استادیار گروه مهندسی صنایع، دانشگاه تربیت مدرس، تهران

خلاصه

مسائل برنامه‌ریزی تولید عموماً به‌عنوان مسائل برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط مدل‌سازی می‌شوند؛ و به علت پیچیدگی محاسباتی بالا و ذاتی این نوع مسائل، از طریق الگوریتم‌های ابتکاری حل می‌شوند. در این مقاله، یک مدل برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط غیرخطی برای برنامه‌ریزی تولید چند محصولی - چند دوره‌ای به‌منظور بازپرسازی سفارشات خریدار و کمیته‌سازی هزینه‌های تأمین‌کننده طراحی شده است. در این مدل فرض بر آن است که مقدار سفارش ثابت است و سفارش‌دهی یک‌باره انجام می‌شود. این مدل مطابق با مفروضات شرکت ساپکو که یک تأمین‌کننده بزرگ قطعات اتوموبیل در ایران است، و یکی از شرکت‌های همکار آن توسعه یافته است. همچنین، یک الگوریتم ابتکاری کارآمد مبتنی بر جست‌وجوی A^* برای حل این مدل ریاضی پیشنهاد شده است. الگوریتم جست‌وجوی پیشنهادی نیازی به یک جواب اولیه ندارد؛ همچنین با اعمال کنترل بر حالت‌های ذخیره شده در لیست آماده شاخه‌زنی می‌تواند بر محدودیت سربار حافظه غلبه نماید. در حقیقت علی‌رغم سادگی این الگوریتم که بر اساس روابط ساده مدیریت موجودی بنا شده است، قادر است در مقایسه با روش حل دقیق، یک الگوریتم جست‌وجوی حریمانه، و الگوریتم شبیه‌سازی تیرید به‌عنوان یک الگوریتم فراابتکاری، به صورت کارآمدی جواب‌های بهینه یا نزدیک بهینه حاصل آورد.

اطلاعات مقاله

تاریخچه مقاله:

دریافت ۱۳۹۲/۹/۵

پذیرش ۱۳۹۳/۵/۲۸

کلمات کلیدی:

بازپرسازی سفارشات

برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط

غیرخطی

الگوریتم ابتکاری

جست‌وجوی A^* .

۱- مقدمه

سرسام‌آور نگهداری و هزینه‌های فروش از دست رفته و سفارشات به تعویق افتاده جلوگیری نمود. بنابراین مدیریت موجودی به‌عنوان یکی از مباحث کلیدی در برنامه‌ریزی سیستم‌های لجستیکی شناخته شده است [۱]. هدف از در نظر گرفتن مدیریت موجودی در سیستم‌های لجستیک، تعیین سطح موجودی‌های در دست و یا تنظیم برنامه ریزی تولید مطابق سفارشات دریافتی و با هدف کمیته کردن هزینه‌ها است؛ که در این راستا باید نیازمندی‌های مشتری نیز در نظر گرفته شود.

مسأله بازپرسازی سفارشات تاکنون توجه زیادی را در صنعت و تحقیقات علمی به خود معطوف داشته است. مطالعات بسیاری نحوه تکمیل و بازپرسازی سفارشات را از دیدگاه‌ها و در سطوح مختلف زنجیره تأمین بررسی نموده‌اند. با در نظر گرفتن یکپارچگی میان برنامه‌ریزی تولید و تکمیل سفارشات می‌توان از هزینه‌های

* نویسنده مسئول. رضا برادران کاظم‌زاده

تلفن: ۰۲۱۸۲۸۸۳۵۳۷؛ پست الکترونیکی: rkazem@modares.ac.ir

جست‌وجو و وجود اثبات رسمی برای کامل و بهینه بودن جست‌وجوی A^* مشکلی که این الگوریتم با آن مواجه است مشکل سربرار حافظه است، در واقع این الگوریتم جست‌وجو پیش از مواجهه با مشکل سربرار زمانی با سربرار حافظه مواجه است [۵].

به‌طور کلی می‌دانیم که الگوریتم‌های ابتکاری عموماً قابلیت خارج شدن از جواب محلی را ندارند، در حالی که الگوریتم‌های فراابتکاری به اقتضای مکانیزم‌هایی که در آنها تعبیه شده است قادرند از جواب بهینه محلی خارج شوند. اما از آنجا که الگوریتم پیشنهادی ما مطابق جست و جوی A^* عمل می‌کند چنین حالتی رخ نخواهد داد. در نهایت برای ارزیابی کارایی الگوریتم ابتکاری پیشنهادی علاوه بر الگوریتم حریصانه و روش دقیق آنرا با یک الگوریتم فراابتکاری (شبیه‌سازی تبرید) نیز مقایسه می‌کنیم.

۲- مرور ادبیات

تاکنون محققان بسیاری با رویکردهای بهینه‌سازی به بحث تکمیل و بازپرسی سفارشات و برنامه‌ریزی تولید پرداخته‌اند که خواننده علاقه‌مند می‌تواند برای مطالعه بیشتر به مراجع [۷ و ۶] مراجعه نماید. در ادامه این بخش به مرور برخی از مطالعات در دو دسته به شرح زیر می‌پردازیم: (۱) برنامه‌ریزی تولید و تکمیل سفارشات. (۲) الگوریتم‌های ابتکاری و روش‌های جست‌وجو به‌منظور حل این مسائل.

چنچ و چنچ [۸] در مطالعه خود به‌منظور افزایش سود تأمین‌کننده و افزایش سطح خدمت‌دهی، تلاش نمودند تا تصمیمات پیشنهادی در رابطه با قیمت‌گذاری را با برنامه‌ریزی تولید و سفارشات، یکپارچه سازند. در مطالعه آنها سیستم قیمت‌گذاری پیشنهادی با توجه به برنامه‌ریزی تولید را از طریق برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط با محدودیت‌های فازی فرموله نمودند. لین و همکاران [۹] یک مکانیزم یکپارچگی توزیع‌شده از طریق اشتراک اطلاعات ضروری برای به‌دست آوردن راه حل بهینه برای یک مسئله DCSP و به منظور حل و فصل اختلافات برای زمانبندی بازپرسی سفارشات در زنجیره‌تأمین پیشنهاد دادند؛ آنها تکنیک‌های مذاکره را با الگوریتم ژنتیک یکپارچه ساخته‌اند تا زمانبندی تحویل و بازپرسی تقاضای مشتریان را برنامه‌ریزی نمایند. ولینگ و همکاران [۱۰] به مرور ادبیات جامعی در حوزه برنامه‌ریزی ظرفیت و بازپرسی سفارشات در صنعت اتوموبیل پرداختند.

علیدادیانی و ماکویی [۱۱] مدلی چندهدفه برای بازپرسی موجودی با در نظر گرفتن موعد تحویل در چرخه تصمیم‌گیری ارائه نموده‌اند، که قادر به تعیین نمودن تعداد دفعات بازپرسی و مقدار بازپرسی است. این مدل برای بازپرسی موجودی انبار یک توزیع‌کننده با سیستم سفارشی توسعه یافته است، که دو هدف بازپرسی و هزینه را مدنظر قرار داده است. در نهایت نیز مسئله با روش‌های استاندارد برنامه‌ریزی چندهدفه در فضای گسسته و پیوسته حل شده است.

آکارتونال و میلر [۲] یک الگوریتم ابتکاری برای مسائل برنامه‌ریزی

عموماً به منظور مدل‌سازی مسائل برنامه‌ریزی تولید و بازپرسی سفارشات، برنامه‌ریزی ریاضی خطی و غیرخطی، عدد صحیح و عدد صحیح مختلط به‌کار گرفته می‌شود. مسائل برنامه‌ریزی عدد صحیح در دنیای واقعی اغلب با دشواری و پیچیدگی محاسباتی مواجه هستند، بنابراین محققان اغلب از روش‌های ابتکاری برای غلبه بر این پیچیدگی استفاده می‌کنند. به همین علت در پیشینه تحقیق روش‌های ابتکاری متعددی که هر یک مختص مسأله‌ای خاص هستند وجود دارد [۲ و ۳ و ۴].

روش‌های ابتکاری پیشنهاد شده برای مسائل مختلف به‌ویژه مسائل برنامه‌ریزی تولید را می‌توان با رویکردهای مختلف طبقه‌بندی نمود. یکی از روش‌های عام برای طبقه‌بندی الگوریتم‌های ابتکاری با توجه به نحوه تولید جواب در آن‌ها است. بدین ترتیب روش‌های ابتکاری می‌توانند به دو دسته تقسیم شوند، دسته اول بهبود دهنده که با یک جواب اولیه شروع می‌شوند و سعی در بهبود آن جواب دارند و دسته دیگر الگوریتم‌های سازنده که با یک جواب اولیه شروع نمی‌شوند بلکه سعی در ایجاد جواب دارند.

اگرچه روش‌های ابتکاری بسیاری با توجه به مسائل تعریف شده در برنامه‌ریزی تولید در ادبیات برنامه‌ریزی عدد صحیح وجود دارند [۲]، اما به‌کارگیری روش‌های ابتکاری منطبق با الگوریتم‌های جست‌وجو که اثبات رسمی برای کامل و بهینه بودن آن وجود داشته باشد [۵] در این حوزه محدود است.

در این مقاله، یک مدل‌سازی برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط غیرخطی برای یک مسئله برنامه‌ریزی تولید مطابق با سفارش دریافتی طراحی شده است. در این مدل به علت ازدیاد متغیرهای عدد صحیح و صفر و یک نظیر تولید یا عدم تولید در هر دوره، تعداد تولید شده از هر نوع قطعه با ظرفیت عادی در هر دوره، تعداد تولید شده از هر نوع قطعه با ظرفیت اضافه‌کاری در هر دوره، موجودی از هر نوع قطعه در پایان هر دوره، میزان سفارش ارسال شده در هر بار ارسال با کامیون توسط تأمین‌کننده از هر نوع قطعه در هر دوره، و ارسال یا عدم ارسال هر یک از کامیون‌ها و همچنین غیرمحدب بودن تابع هدف، زمان اجرا در این مسئله طولانی است.

بنابراین در الگوریتم پیشنهادی، با اعمال کنترل بر حالت‌های ذخیره شده در لیست آماده شاخه زنی (با توجه به هزینه تخمین زده شده برای آنها) و مدیریت حافظه مورد نیاز، در زمان مناسب و بدون ایجاد گره‌های دور از جواب بهینه به جواب نزدیک به بهینه در مقایسه با روش حل دقیق دست یابد.

بنابراین به منظور حل مدل پیشنهادی، یک الگوریتم ابتکاری مطابق با جست و جوی A^* برای حل آن پیشنهاد نموده‌ایم. علت به کارگیری جست‌وجوی A^* این است که هیچ الگوریتم بهینه دیگری تضمین نمی‌کند که با تولید گره‌هایی کمتر از گره‌های تولید شده به وسیله جست‌وجوی A^* به جواب بهینه دست یابد [۵]. همچنین هر الگوریتم جست‌وجوی دیگری به استثناء A^* اگر تمام گره‌های بین حد فاصل ریشه تا هدف را بسط ندهند، ریسک از دست دادن جواب بهینه را خواهند داشت. علی‌رغم ویژگی‌های مناسب این نوع

در صورتی که این مقدار بیش از مقدار تقاضا باشد، سفارش تقاضا از انبار ارسال می‌شود. در غیر این صورت تأمین‌کننده به میزان کمبود قطعه Z ، خط تولید را برای قطعه Z ام راه‌اندازی و شروع به تولید می‌نماید. مدت زمان تولید در هر شیفت کاری (فاصله میان t تا $t+1$) که یک دوره در نظر گرفته می‌شود) از دو بخش: زمان نرمال و زمان اضافه‌کاری تشکیل شده‌است. لذا با توجه به مدت زمان پردازش قطعه Z ، سقف تولید در هر شیفت در زمان نرمال و زمان اضافه‌کار محاسبه می‌شود. موجودی هر قطعه حین تولید و در پایان هر شیفت تا شروع شیفت بعدی انبار می‌شود. ضمناً از آنجا که هر تأمین‌کننده با محدودیت ظرفیت انبار قطعه، هزینه انبارداری (هزینه هر واحد انبار قطعه Z در یک دوره برابر H_{ij} و در فاصله بین دو دوره H'_{ij} در نظر گرفته شده است)، همچنین تأمین‌کننده با جریمه حاصل از ارسال با دیرکرد نیز مواجهه است، لذا ممکن است در هر زمان از شیفت کاری به میزان $send_{ij}$ واحد از قطعه Z ام را ارسال نماید. از آنجا که ارسال قطعه توسط وسایل حمل‌ونقل صورت می‌پذیرد، لذا $vcap_j$ حداکثر ظرفیتی است که یک وسیله نقلیه می‌تواند از آیتم Z ام حمل کند. ضمناً هزینه حمل قطعات بصورت ضربی از تعداد وسایل نقلیه (هزینه ثابت) و ضربی از تعداد قطعه بارگیری شده در هر وسیله نقلیه (هزینه متغیر) محاسبه می‌شود. تأمین‌کننده با توجه به میزان قطعات سفارش شده و نیز زمان سررسید تعیین شده به دنبال آن است که کلیه هزینه‌های خود از قبیل هزینه ارسال، هزینه نگهداری، هزینه تولید در حالت نرمال و اضافه کاری و نیز جریمه حاصل از دیرکرد را کمینه نماید. ضمناً جریمه دیرکرد تنها سبب کاهش شهرت و اعتبار تأمین‌کننده می‌گردد و هیچ سودی را برای خریدار به دنبال ندارد. لازم به ذکر است هزینه دیرکرد بصورت ضربی از تعداد قطعات ارسال شده با تأخیر، ضرب در مدت زمان تأخیر محاسبه می‌شود.

۳-۱- مفروضات مسأله

مفروضات این مسأله به شرح زیر می‌باشند:

- سفارش‌دهی به یک‌باره توسط خریدار انجام می‌شود.
- تحویل یک سفارش از تأمین‌کننده به شرکت خریدار در دوره‌های مختلف طی افق زمانی و به صورت آتی انجام می‌شود.
- تولید هر قطعه در هر دوره نیازمند هزینه آماده‌سازی است.
- هر دوره مجموع ظرفیت زمانی عادی و اضافه‌کار در نظر گرفته شده‌است که هزینه تولید در حالت اضافه‌کار بیشتر است.
- ارسال می‌تواند هر زمانی طی دوره‌ها انجام شود. هزینه ارسال به هزینه وسیله نقلیه و تعداد کالای بارگذاری شده بستگی دارد.
- در هر دوره تعداد معینی وسیله نقلیه با ظرفیت مشخص در نظر گرفته شده است.

تولید چندسطحی پیشنهاد نمودند به طوری که برخلاف الگوریتم‌های ابتکاری متداول، جواب‌های کران پایین با کیفیت بالا و سرعت زیاد برای انواع مختلف مسائل تعیین اندازه انباشته به دست می‌آورد. ژو و همکاران [۱۲] یک فرآیند جست و جوی مستقیم برای یافتن افق برنامه‌ریزی مناسب در یک مسأله برنامه‌ریزی تولید چند اقلامی ارائه نمودند.

الگوریتم‌های ابتکاری متداول برای حل مسائل برنامه‌ریزی تولید معمولاً مبتنی بر ایده تجزیه هستند، که به دو زیر دسته تقسیم می‌شوند: (۱) تجزیه مبتنی بر لاگرانژ [۱۳]، و (۲) اصلاح ضرایب [۳]. در واقع کاتوک و همکاران [۱۴] یک الگوریتم ابتکاری دو مرحله‌ای پیشنهاد نمودند که در آن اصلاح ضرایب برای یافتن جواب اولیه به کار گرفته شده است و از مسأله خطی ریلکس شده از مسأله اصلی برای بهبود جواب اولیه در مرحله دوم استفاده شده است.

در ادامه به الگوریتم‌های ابتکاری متداول برای مسائل برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط می‌پردازیم. همان‌طور که قبلاً اشاره شد الگوریتم‌های ابتکاری در دو دسته بهبود دهنده و سازنده قرار دارند. از جمله الگوریتم‌های ابتکاری متداول که برای مسائل MIP معرفی شده‌اند عبارت است از شاخه‌زنی محلی به وسیله فیشتی و لودی [۱۵]، که ایده شاخه‌زنی بر روی همسایگی‌های جواب فعلی مسأله MIP را به کار می‌گیرد؛ همچنین روش جست‌وجوی همسایگی استنتاج شده از مسأله آزادسازی شده که توسط دانا و همکاران [۱۶] معرفی شده‌است، همسایگی بین جواب مسأله برنامه‌ریزی خطی آزاد شده و جواب فعلی برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط را جست‌وجو می‌کند. خادمی زارع و همکاران [۱۷] یک الگوریتم ابتکاری برای برنامه‌ریزی تولید تحت شرایط نامعینی از طریق ترکیب منطق فازی و مدل‌های شبکه پیشنهاد نمودند. برای مطالعه بیشتر در مورد الگوریتم‌های ابتکاری برای حل مسائل MIP می‌توان به مرجع [۱۸] مراجعه نمود.

با توجه به مطالعات صورت گرفته، مسأله چند محصولی چند دوره‌ای در شرکت مورد مطالعه را به صورت یک برنامه ریزی عدد صحیح مختلط غیرخطی (MINLP) مدل‌سازی نموده‌ایم. در گام بعد، از آنجا که حل دقیق سایز بزرگ این مسأله به زمان زیادی نیاز دارد، به ارائه یک الگوریتم ابتکاری منطبق با جست و جوی A^* برای حل این مسأله پرداخته‌ایم. با توجه به این که اثبات رسمی برای بهینگی و کامل بودن A^* وجود دارد [۵]، الگوریتم ابتکاری پیشنهادی قادر خواهد بود جوابهایی با میزان خطای قابل چشم پوشی در زمان کوتاه برای مسأله مورد نظر فراهم آورد.

۳- تعریف مسأله

مسأله پیش روی تأمین‌کننده، پس از سفارش مقدار مشخصی از انواع قطعات به او آغاز می‌شود. پس از اینکه مقادیر تخصیص داده شده به تأمین‌کننده تعیین شد، تأمین‌کننده در ابتدا میزان موجودی انبار قطعه Z ام خود را با میزان تقاضا برای آن قطعه مقایسه می‌کند.

T	تعداد دوره‌ها در افق زمانی	• به هر یک از آیتم‌های مختلف ظرفیت مشخصی در انبار
M	عدد بی‌نهایت بزرگ اندیس‌ها در مسئله	• اختصاص داده می‌شود، همچنین انبار برای موجودی نیم ساخته در نظر گرفته نشده است.
j	اندیس مربوط به انواع قطعات	• هزینه نگهداری وابسته به تعداد واحد کالا در واحد زمان است.
v	اندیس مربوط به وسایل نقلیه	• هزینه دیرکرد به‌عنوان از دست رفتن اعتبار تأمین‌کننده در نظر گرفته می‌شود و برای خریدار سودی لحاظ نمی‌شود.
t	اندیس مربوط به دوره‌های زمانی که T تعداد دوره‌های موردنظر برای بازرسازی سفارش دریافتی است.	• هزینه تأخیر بر اساس تعداد کالای تأخیردار ضرب در مدت زمان تأخیر است.
γ	ضریب تعدیل دیرکرد برای تأمین‌کنندگان	• در ابتدای دوره موجودی اولیه‌ای برای هر یک از آیتم‌ها در نظر گرفته شده است.
α	هزینه ثابت حمل	
β	هزینه متغیر حمل به ازای تعداد واحد بارگیری شده	

۳-۲- مدل ریاضی مسأله

در این قسمت ما ابتدا متغیرها و پارامترهای مدل را شرح می‌دهیم و سپس به مدل ریاضی و تشریح آن می‌پردازیم.

۳-۲-۱- فهرست متغیرها و پارامترهای مدل

• متغیرهای مدل:

x_j	تولید یا عدم تولید قطعه نوع j
x'_j	ارسال یا عدم ارسال قطعه نوع j به‌وسیله کامیون v (متغیر وابسته به متغیر)
yr_j^t	مقداری از سفارش که با ظرفیت در دسترس تولید می‌شود.
yn_j^t	مقداری از سفارش که با ظرفیت مازاد (اضافه کاری) تولید می‌شود.
I_j^t	موجودی در پایان دوره t
$send_{vj}^t$	تعداد حمل از آیتم j ام به‌وسیله وسیله نقلیه.
TC_j	هزینه کل برای تأمین مقدار سفارش از قطعه نوع j.
cor_j	• پارامترها: مجموع هزینه استفاده از منابع در واحد زمان برای تولید قطعه نوع j در ظرفیت در دسترس
cov_j	مجموع هزینه استفاده از منابع در واحد زمان برای تولید قطعه نوع j در ظرفیت مازاد زمانی
orc_j	ظرفیت زمانی در دسترس
ovc_j	ظرفیت زمانی مازاد (اضافه کاری)
PT_j	زمان تولید هر واحد قطعه j
H_j	هزینه نگهداری هر واحد کالا j در واحد زمان
sc_j	هزینه آماده‌سازی خط تولید برای تولید قطعه j
$vcap_j$	ظرفیت حمل برای کالای j ام به‌وسیله وسیله نقلیه.
$Incap_j$	ظرفیت انبار برای نگهداری آیتم j ام.
g	نرخ سود قابل قبول تأمین‌کننده

$$Min \sum_{j=1}^n TC_j \quad \forall j \quad (1)$$

$$TC_j = \sum_{t=1}^T \left\{ \begin{aligned} &cor_j.yr_j^t + cov_j.yn_j^t + \\ &[\frac{H_j}{2} \times PT_j (\sum_{v=1}^V (send_{vj}^t)^2 + (I_j^t)^2 - (I_j^{t-1})^2) + H_j I_j^t] + \\ &\sum_{v=1}^V [\alpha(x'_{vj}) + \beta(send_{vj}^t)] + lodc_j^t + sc_j x_{jt} \end{aligned} \right\} \quad \forall j \quad (2)$$

$$yr_j^t \leq \frac{orc_j}{PT_j} \quad \forall j, t \quad (3)$$

$$yn_j^t \leq \frac{ovc_j}{PT_j} \quad \forall j, t \quad (4)$$

$$yr_j^t \leq M . x_{jt} \quad \forall j, t \quad (5)$$

$$\sum_{t=1}^T yr_j^t + yn_j^t = q_j \quad \forall j \quad (6)$$

$$I_j^t = yr_j^t + yn_j^t + I_j^{t-1} - \sum_{v=1}^V send_{vj}^t \quad \forall j, t \quad (7)$$

$$I_j^t \leq InCap_j \quad \forall j, t \quad (8)$$

$$\sum_{t=1}^T \sum_{v=1}^V send_{vj}^t = q_j \quad \forall j \quad (9)$$

$$\gamma(t - LT_{lower}) \times \sum_{v=1}^V send_{vj}^t \leq lodc_j^t \quad \forall j, t \quad (10)$$

$$send_{vj}^t \leq x''_{vjt} . VCap_j \quad \forall j, t, v \quad (11)$$

$$send_{vj}^t \leq InCap_j \quad \forall j, t, v \quad (12)$$

لذا برای محاسبه هزینه موجودی نرخ مصرف در نظر گرفته نمی‌شود.

$$H_j \times \int_0^T I(t) = H_j \times \left\{ \frac{(send_{vj}^t + I_j^{t-1})(send_{vj}^t - I_j^{t-1}) \times PT_j}{2} + \sum_{v=1}^V \frac{1}{2} (send_{vj}^t)(send_{vj}^t \times PT_j) + \frac{1}{2} (I_j^t)(I_j^t \times PT_j) \right\} \quad (18)$$

$$+ H_j I_j^t = H_j \times PT_j \left(\frac{\sum_{v=1}^V (send_{vj}^t)^2 + (I_j^t)^2 - (I_j^{t-1})^2}{2} \right) + H_j I_j^t$$

همچنین توجه می‌شود که T که تعداد دوره‌ها در افق زمانی متناهی می‌باشد و بر اساس رابطه (۱۹) تخمین زده می‌شود:

$$Max \left\{ \frac{\text{حجم سفارش دریافتی}}{\text{ظرفیت انبار و ظرفیت ماشین}} \times \text{تعداد وسیله نقلیه در دسترس} \text{ و } \frac{\text{زمان تولید} \times \text{حجم سفارش دریافتی}}{\text{ظرفیت زمانی عادی}} \right\}$$

H_j' هزینه نگهداری هر واحد کالای Z در واحد زمان در فاصله بین دو دوره برای تأمین‌کننده i است که طبق رابطه (۲۰) حاصل می‌شود:

$$H_j' = \frac{24 \times 60 - (orc + ovc)}{orc + ovc} \times H_j \quad (20)$$

۳-۴- پیچیدگی مسأله

مسأله مورد نظر در این مقاله، به علت ازدیاد متغیرهای عدد صحیح و باینری نظیر تولید یا عدم تولید در هر دوره، مقدار تولید هر نوع قطعه با ظرفیت عادی در هر دوره، مقدار تولید هر نوع قطعه با ظرفیت اضافه‌کاری در هر دوره، موجودی در پایان هر دوره از هر نوع قطعه برای هر تأمین‌کننده، میزان سفارش ارسال شده در هر بار ارسال توسط هر تأمین‌کننده از هر نوع قطعه در هر دوره، و ارسال یا عدم ارسال هر یک از کامیون‌ها و همچنین غیرمحدب بودن تابع هدف، دارای زمان اجرای طولانی خواهد بود. در واقع این امر با افزایش سایز مسأله آشکار می‌شود. بدین‌منظور ما یک الگوریتم ابتکاری مبتنی بر جست‌وجوی A^* طراحی نموده‌ایم که در بخش بعد به جزئیات و گام‌های آن پرداخته می‌شود.

۴- الگوریتم مبتنی بر جست‌وجوی A^*

الگوریتم A^* یک الگوریتم جست‌وجوی بهینه و کامل است که برای هر تابع هیوریستیک مفروضی، بهینه و کارا خواهد بود. در واقع، هیچ الگوریتم بهینه دیگری به استثنای A^* تضمین نمی‌کند که برای یافتن جواب بهینه کمتر از الگوریتم A^* گره تولید نماید؛ به عبارت دیگر هر الگوریتم دیگری اگر تمام گره‌های بین حد فاصل ریشه تا هدف را بسط ندهد، ریسک از دست دادن جواب بهینه را دارد [۵]. در جست‌وجوی A^* انتخاب گره براساس دو تابع ارزیابی انجام می‌شود. یکی از این دو تابع ارزیابی، تابع هزینه از گره شروع تا گره فعلی است که g نامیده می‌شود و دیگری تابع تخمین هزینه از گره فعلی تا گره هدف است که h نامیده می‌شود که تخمین هزینه را به صورت خوشبینانه و کمتر از آنچه در واقعیت ممکن است رخ دهد

$$\sum_{v=1}^V x_{vjt}'' \leq V \quad (13)$$

$\forall j, t, v$

$$yr_j^t, yn_j^t, send_{vj}^t, I_j^t \geq 0, int \quad (14)$$

$\forall j, t, v$

$$lodc_{ij}^t \geq 0 \quad (15)$$

$\forall j, t$

$$x_{jt}, x_{vjt}' = \{0, 1\} \quad (16)$$

$\forall j, t, v$

$$j \in \{1, \dots, m\}, t \in \{1, \dots, T\}, v \in \{1, \dots, V\} \quad (17)$$

۳-۳- تشریح مدل

معادله (۱) بیانگر تابع هدف تأمین‌کننده است که هدف آن کمینه کردن هزینه کل خود به صورت مجزا است. معادله (۲) مبین مجموع هزینه‌های تأمین‌کننده برای تدارک حجم تخصیص یافته از قطعه نوع Z که به ترتیب شامل هزینه تولید در ظرفیت در دسترس، هزینه تولید در ظرفیت مازاد (اضافه‌کاری)، هزینه نگهداری موجودی، هزینه ارسال، هزینه دیرکرد، و هزینه انجام عملیات تولید (در صورتی‌که تولید انجام گیرد) است. محدودیت (۳ و ۴) نشان می‌دهد که میزان تولید در حالت عادی و اضافه‌کار از ظرفیت آن کوچک‌تر یا مساوی است. محدودیت (۵) در واقع محدودیت مربوط به متغیر وابسته به میزان تولید است که اگر تولید انجام شود هزینه آماده‌سازی که هزینه ثابت برای انجام عملیات است، لحاظ می‌شود. محدودیت (۶) نشان می‌دهد که مجموع تولیدات مساوی میزان تقاضای خریدار است. محدودیت (۷) معادله تعادل موجودی تأمین‌کننده را نشان می‌دهد. محدودیت (۸) ظرفیت انبار را برای هر نوع کالا نشان می‌دهد. محدودیت (۹) نشان می‌دهد که مجموع ارسال‌ها در طی دوره‌ها برابر میزان تقاضای خریدار است. محدودیت (۱۰) بیانگر جریمه تأخیر تأمین‌کننده است. محدودیت (۱۱) بیانگر به‌کارگیری وسیله حمل v برای ارسال آیت z است. محدودیت (۱۲) در نظر گرفتن محدودیت انبار پیش از ارسال را نشان می‌دهد. محدودیت (۱۳) محدودیت تعداد وسایل حمل در دسترس در دوره t را نشان می‌دهد. محدودیت (۱۴) نشان می‌دهد که مقادیر تولید شده از دو روش (ظرفیت در دسترس و ظرفیت مازاد) و مقادیر ارسال و موجودی انبار متغیر عدد صحیح و نامنفی هستند. محدودیت (۱۵) مربوط به نامنفی بودن جریمه تأخیر است. محدودیت (۱۶) مربوط به صفر و یک بودن دو متغیر تولید و ارسال است.

حائز توجه است که هزینه موجودی در تابع هدف براساس سطح زیر‌نمودار موجودی طبق رابطه (۱۸) محاسبه می‌شود، که در مسائل کنترل موجودی متداول است [۱۹]. در واقع باید توجه نمود که طبق مفروضات با ارسال سفارشات، موجودی به صورت آنی کاهش می‌یابد،

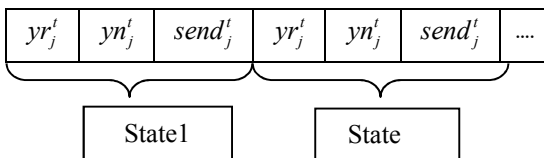
عملکرد جست‌وجوی A^* از طریق مثال عددی که در بخش ضمیمه آورده شده به صورت شفاف تشریح شده است.

۴-۱- گام‌های الگوریتم ابتکاری پیشنهادی مبتنی بر

جست‌وجوی A^*

در ادامه به گام‌های الگوریتم ابتکاری برای حل مسئله مورد نظر می‌پردازیم (نمای کلی این جست و جو در شکل ۲ آورده شده است)، اما قبل از آن لازم است به نکات زیر در رابطه با الگوریتم توجه شود: (۱) به منظور کاهش زمان اجرا و حافظه مورد نیاز برای ذخیره گره‌ها لازم است تعداد گره‌ها را به گونه‌ای مدیریت نماییم، برای این کار مقادیر اکشن‌ها (به عنوان مثال، مقادیر تولید) را به بازه‌هایی تقسیم می‌نماییم و به جای تمام اعضای بازه نماینده آن دسته را در نظر می‌گیریم. همچنین تعداد گره‌های مستعد شاخه‌زنی ذخیره شده در open-list را به تعداد مشخصی محدود می‌نماییم، به طوری که با اضافه کردن گره‌های جدید به open-list دوباره هزینه‌های گره‌ها مرتب شود و به تعداد از پیش تعریف شده از کم هزینه‌ترین‌ها را نگاه می‌داریم.

(۲) برای حرکت از یک حالت به حالت دیگر لازم است یک سلسله تصمیمات و اکشن‌ها انجام پذیرد، و حالت بعدی میزان تقاضا و موجودی انبار در شروع دوره بعد خواهد بود. لذا پس از اتخاذ تصمیمات متوالی و ایجاد گره برای مشخص نمودن تعداد ارسال‌ها، مجموع هزینه رسیدن به گره فعلی از گره اولیه (g) و تخمینی از هزینه دستیابی به گره هدف از گره فعلی (h) در نظر گرفته می‌شود. قابل ذکر است که نمایش یک جواب مساله به صورت زیر است.



گام‌های الگوریتم ابتکاری برای حل مساله موردنظر به شرح زیر می‌باشند:

(۱) در صورتی که تقاضا کوچک‌تر یا مساوی موجودی انبار باشد، کلیه سفارش از انبار ارسال می‌شود که برای آن کلیه هزینه‌ها به استثنای هزینه تولید در حالت اضافه‌کار و هزینه آماده‌سازی لحاظ می‌شود و الگوریتم متوقف می‌شود؛ در غیر این صورت بایستی تولید به اندازه مانده تقاضا انجام پذیرد، بنابراین به گام بعد می‌رویم.

(۲) گره شروع را به عنوان حالتی که تأمین‌کننده با مانده تقاضا روبرو است و به آماده‌سازی خط تولید می‌پردازد، در نظر می‌گیریم، این گره را در open-list قرار می‌دهیم.

(۳) گره تعیین شده را به عنوان والد در نظر می‌گیریم و شاخه‌زنی را روی آن انجام می‌دهیم:

۳-۱) تولید در حالت عادی (yr'_j) برای هر نوع کالا مقادیر

برآورد می‌کند.

قبل از تشریح گام‌های الگوریتم به معرفی برخی تعاریف مطابق با مساله مورد نظر می‌پردازیم:

حالت (موقعیت) اولیه: حالتی که در ابتدا تأمین‌کننده در آن قرار دارد، که عبارت است از مقادیر موجودی انبار و سفارش دریافتی تأمین‌کننده.

عملگر: تولید عادی، تولید در حالت اضافه‌کاری، ارسال و یا نگهداری موجودی از جمله اعمالی است که می‌توانند حالت سیستم را تغییر دهند و حالت دیگری ایجاد نمایند.

فضای حالت: مجموعه تمام حالت‌هایی که از حالت اولیه طی توالی عملیات مختلف قابل دستیابی است، که عبارتند از مقادیر مختلف موجودی در دسترس برای ارضای تقاضا و مانده تقاضا.

مسیر: توالی عملیات از جمله تولید و ارسال یا نگهداری که طی جست‌وجو ما را از حالتی به حالت دیگر راهنمایی می‌کنند.

حالت هدف: گره‌ای که در آن مانده تقاضا برابر صفر شود، تقاضای خریدار ارضا شود و دستیابی به آن کمترین هزینه را داشته باشد.

در ادامه، ابتدا گام‌های عمومی الگوریتم جست‌وجوی A^* آورده شده است و سپس گام‌های الگوریتم برای مساله موردنظر در ادامه بیان شده است:

- ۱) گره شروع را به open-list اضافه می‌نماییم.
- ۲) مراحل زیر را تکرار می‌کنیم:
 - گره با کمترین هزینه (f) را در open-list جست‌وجو می‌کنیم.
 - آن گره را به closed-list انتقال می‌دهیم.
 - برای هر گره قابل دسترس از گره فعلی مراحل زیر را انجام می‌دهیم:

- ❖ اگر آن گره در closed-list است، آن را در جست‌وجو در نظر نمی‌گیریم، در غیر این صورت آن را ادامه می‌دهیم.
 - ❖ اگر آن گره در open-list نیست، آن را به open-list اضافه می‌کنیم. گره فعلی را به عنوان والد این گره در نظر می‌گیریم و هزینه h,g,f مربوط به آن را ذخیره می‌کنیم.
 - ❖ اگر این گره در open-list است هزینه f آن را نسبت به بقیه گره‌ها چک می‌کنیم که آیا مسیر تا رسیدن به این گره بهتر از سایر گره‌های open-list است، اگر این طور بود والد را به این گره تغییر می‌دهیم و f و g را مجدداً حساب می‌کنیم. اگر open-list را براساس ترتیب هزینه f مرتب نگاه داشته‌ایم، لیست را براساس این تغییر به روزآوری می‌نماییم.
 - وقتی به شرایط زیر دست یافتیم توقف می‌کنیم:
 - ❖ گره هدف را به closed-list اضافه کنیم که در این صورت مسیر پیدا شده است.
 - ❖ موفق به یافتن گره هدف نشویم و open-list خالی باشد که در این صورت مسیری وجود ندارد.
- ۳) مسیر را ذخیره می‌نماییم.

ابتدا، طبق رابطه (۲۱) به منظور محاسبه مقدار هر بار ارسال بین هزینه نگهداری و ارسال تعادل ایجاد می‌نماییم.

$$\frac{H_{ij} \times PT_{ij} \times (send_{vij}^t)^2}{2} = \alpha + \beta(send_{vij}^t) \rightarrow \quad (21)$$

$$\frac{H_{ij} \times PT_{ij}}{2} (send_{vij}^t)^2 - \beta(send_{vij}^t) - \alpha = 0$$

مقدار حجم مجاز در هر بار ارسال برابر است با مینیمم "ظرفیت انبار"، "ظرفیت کامیون"، "جز صحیح تولید در این دوره به علاوه مانده موجودی از دوره قبل"، و "جز صحیح مقدار تعادلی حاصل از رابطه فوق" که طبق رابطه (۲۲) بدست می‌آید.

$$allowed_quantity(aq_{ij}) = \quad (22)$$

$$\min\{inventory_capacity, vehicle_capacity, remaining_demand, [\frac{\beta + \sqrt{\beta^2 + 2\alpha \times H_{ij} \times PT_{ij}}}{H_{ij} \times PT_{ij}}]\}$$

بدین ترتیب می‌توانیم تعداد ارسال‌ها و وسایل حمل در هر دوره را بدست آوریم، که برابر است با مینیمم بین تعداد وسایل نقلیه در دسترس در هر دوره و حاصل تقسیم تولید کل در هر دوره بر حجم مجاز قابل حمل در هر بار حمل.

تاکنون حالتی را در نظر گرفتیم که فاصله زمانی (و هزینه نگهداری) بین دو دوره نادیده گرفته می‌شود و بدین ترتیب توانستیم یک حد پایین برای حجم ارسال و تعداد وسیله حمل بدست آوریم.

حال حالتی را در نظر می‌گیریم که فاصله زمانی بین دو دوره و هزینه نگهداری در طی این مدت در نظر گرفته می‌شود، در این حالت به روشنی مشخص است که ارسال کالا در آخر دوره نسبت به نگهداری آن تا شروع دوره بعد، برای تامین‌کننده ارجحیت خواهد داشت. بنابراین در این حالت مقدار حجم هر بار ارسال ناشی از تعادل هزینه نگهداری و ارسال، افزایش خواهد یافت، یا به عبارتی مقدار حجم مجاز ارسال در حالت بدون در نظر گرفتن هزینه نگهداری در زمان بین دو دوره، حد پایین حجم مجاز ارسال در حالت با در نظر گرفتن این هزینه در زمان بین دو دوره است. بنابراین اگر مقداری در انتهای دوره باقی بماند که در حالت بدون در نظر گرفتن هزینه موجودی در زمان بین دو دوره کمتر از مقدار مجاز حمل باشد، در حالت با در نظر گرفتن هزینه موجودی در زمان بین دو دوره ارسال آن مرجح خواهد بود (شکل ۱). بدین ترتیب سه انتخاب متوالی در این حالت وجود دارد: (۱) اضافه و پخش نمودن مقادیر باقی‌مانده به هر یک از ارسال‌ها، (۲) به کارگیری وسیله حمل اضافه و (۳) نگهداری باقی‌مانده در انبار.

پخش نمودن مقدار باقی‌مانده روی وسایل حمل‌ونقل در حال استفاده در صورتی بهینه است که مقادیر به صورت یکسان بین وسایل حمل تقسیم شوند. بدین منظور اگر حجم مجاز ارسال بدون در نظر گرفتن زمان بین دو دوره و مقادیر اضافه شده به هر بار حمل در نظر بگیریم، پس از اضافه نمودن مقادیر به هر یک از ارسال‌ها دوباره محدودیت ارسال مجاز بر اساس ظرفیت حمل، انبار چک

صحیح بین یک تا مینیمم مانده تقاضا و سقف تولید عادی را در بر می‌گیرد.

۲-۳) تولید در حالت اضافه‌کار (yn_f^t) برای هر نوع کالا مقادیر عدد صحیح بین صفر تا مینیمم بین مانده تقاضا و سقف تولید اضافه‌کار را می‌تواند اتخاذ نماید، با این فرض که تولید اضافه‌کار تنها در صورتی که ظرفیت تولید در حالت عادی تکمیل شده باشد انجام می‌شود و در غیر این صورت صفر خواهد بود.

۳-۳) پس از مشخص نمودن اکشن‌های مربوط به تولید عادی و اضافه‌کار در هر دوره، تعداد ارسال‌ها ($send_{ij}^t$) مشخص می‌شود که به صورت اعداد صحیح در بازه صفر تا حداکثر تعداد کامیون‌های در دسترس است.

۴) گره‌های ایجاد شده بر اثر مجموعه توالی عملیات فوق را به open-list اضافه می‌کنیم و گره شروع را به closed-list اضافه می‌کنیم و هزینه‌های f و g و h آن را ذخیره می‌نماییم.

۵) هزینه f که مجموع هزینه‌های g و h است را برای گره‌های موجود در open-list محاسبه می‌نماییم. گره با کمترین هزینه را انتخاب می‌کنیم و گره والد را به این گره تغییر و شاخه‌زنی را انجام می‌دهیم.

۶) در صورتی که با اضافه کردن گره‌های جدید به open-list تعداد گره‌ها از تعداد از پیش تعریف شده برای تعداد open-list بیشتر شد، به تعداد از پیش تعریف شده از کم‌هزینه‌ترین گره‌ها را نگاه می‌داریم و بقیه را نادیده می‌گیریم.

۷) هنگامی که گره‌ای که در آن تقاضای باقی مانده صفر باشد (جواب مسأله=حالت هدف) را به closed-list اضافه نماییم (به عنوان کم‌هزینه‌ترین گره در open-list انتخاب شود)، الگوریتم متوقف می‌شود. در غیر این صورت مجدداً گام‌های ۳ تا ۷ را تکرار می‌کنیم.

۲-۴- نحوه محاسبه تابع هزینه‌های g و h به عنوان تابع

ارزیابی

نحوه محاسبه هزینه‌های g و h در هر گره مطابق با تابع هزینه در مدل تصمیم‌گیری تأمین‌کننده خواهد بود، با این تفاوت که هزینه h که یک تابع تخمین هزینه از گره فعلی تا گره هدف است به صورت تخمینی خوشبینانه و کمتر از میزان واقعی آن انجام می‌شود. به عبارت دیگر تخمین هزینه تولید برای دوره‌های بعد به صورت یک جواب کران پایین و تنها با محسوب نمودن هزینه تولید نرمال انجام می‌گیرد و هزینه اضافه‌کاری در نظر گرفته نمی‌شود (برای حجم تولید شده در زمان اضافه‌کاری نیز همان هزینه تولید در حالت عادی در نظر گرفته می‌شود). در نهایت ارزیابی به وسیله ترکیبی از این دو تابع انجام می‌شود. در واقع تابع ارزیابی مجموع دو تابع هزینه g و h است که با f نشان داده می‌شود. در ادامه ابتدا به محاسبه تابع هزینه g و سپس به محاسبه تابع هزینه h می‌پردازیم.

در حالت آتی حجم مجاز ارسال (FAS) به صورت جز صحیح مینیمم بین ظرفیت انبار، ظرفیت ماشین و مقدار ارسال در حالت تعادل هزینه نگهداری و ارسال که برای حالت بدون در نظر گرفتن فاصله بین دو دوره محاسبه نمودیم، حاصل می‌شود. بنابراین تابع هزینه هیوریستیک (h) به صورت رابطه (۲۳) محاسبه می‌شود. این رابطه بر اساس تابع هدف مدل مسأله است که مجموع هزینه‌ها را برای دوره‌های آتی محاسبه می‌نماید. در واقع در هر گره هزینه تولید عادی را در مقدار باقی مانده از تولید ضرب شده‌است (مجددا اشاره می‌شود که تمام تولید باقی‌مانده در زمان عادی تولید می‌شود و هزینه تولید در اضافه کار را در نظر نمی‌گیریم)؛ همچنین هزینه آماده‌سازی خط برای تعداد روزهای باقی‌مانده، و تعداد کل دفعات ارسال‌های آتی را ضرب در هزینه ثابت حمل و حجم ارسال‌های آتی را در هزینه متغییر حمل به ازای واحد کالا ضرب می‌نماییم. سپس هزینه‌های نگهداری را بر اساس تعداد ارسال‌ها و حجم مجاز در هر بار ارسال محاسبه می‌نماییم، و در نهایت هزینه تاخیر را نیز در صورت وجود لحاظ می‌نماییم. توجه می‌شود که [] نشان دهنده جز صحیح است.

$$(23) \quad (a_{ij} \times FP_{ij}) + (FD \times sc_{ij}) + (IFV) \cdot \theta (IFS) + \frac{[(IFV) \times h_{ij} \times H_{ij} \times FAS]}{2} (\text{delay_cost})$$

برای محاسبه هزینه تاخیر، اگر دوره‌ای که در آن قرار داریم (گره فعلی) به علاوه تعداد روزهای آتی برای تکمیل سفارش (TFD) بیشتر از حد پایین زمان تحویل اعلام شده به تامین‌کنندگان باشد، هزینه تاخیر در نظر گرفته می‌شود و به تابع هزینه فوق افزوده می‌شود. در این رابطه با توجه به اینکه هزینه تاخیر بر اساس ضریبی (γ) از تعداد آیتم‌هایی که پس از زمان قابل قبول خریدار تولید شده است، محاسبه می‌شود و از آنجا که i بیانگر تعداد دوره‌های باقیمانده تا تکمیل سفارش است، هزینه تاخیر از رابطه (۲۴) حاصل می‌شود در این رابطه، برای مجموع روی تعداد روزهای تاخیرخورده، حد پایین را شماره دوره‌ای که در آن قرار داریم به جز روزهای قبل از زمان درخواست شده در نظر می‌گیریم، اما اگر گره فعلی قبل از زمان درخواست شده باشد حد پایین را از یک شروع می‌کنیم. همچنین برای حد بالا تعداد روزهای باقی مانده برای تکمیل سفارش از دوره فعلی به علاوه تعداد روزها تا گره فعلی به جز روزهای قبل از زمان درخواست شده در نظر می‌گیریم ([]) نشان دهنده جز صحیح است.

$$(24) \quad \text{delay_cost} = \gamma \sum_{i=\text{current_period}}^{\text{finished_period}} FDS \times i = \gamma \cdot FDS \sum_{i=\text{current_period}}^{\text{finished_period}} i$$

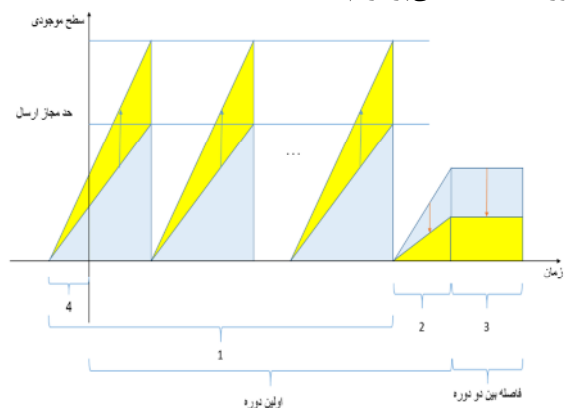
$$\text{current_period} = \max\{1, t+1 - LT_{lower}\}$$

$$\text{finished_period} = [t + TFD - LT_{lower}]$$

می‌شود.

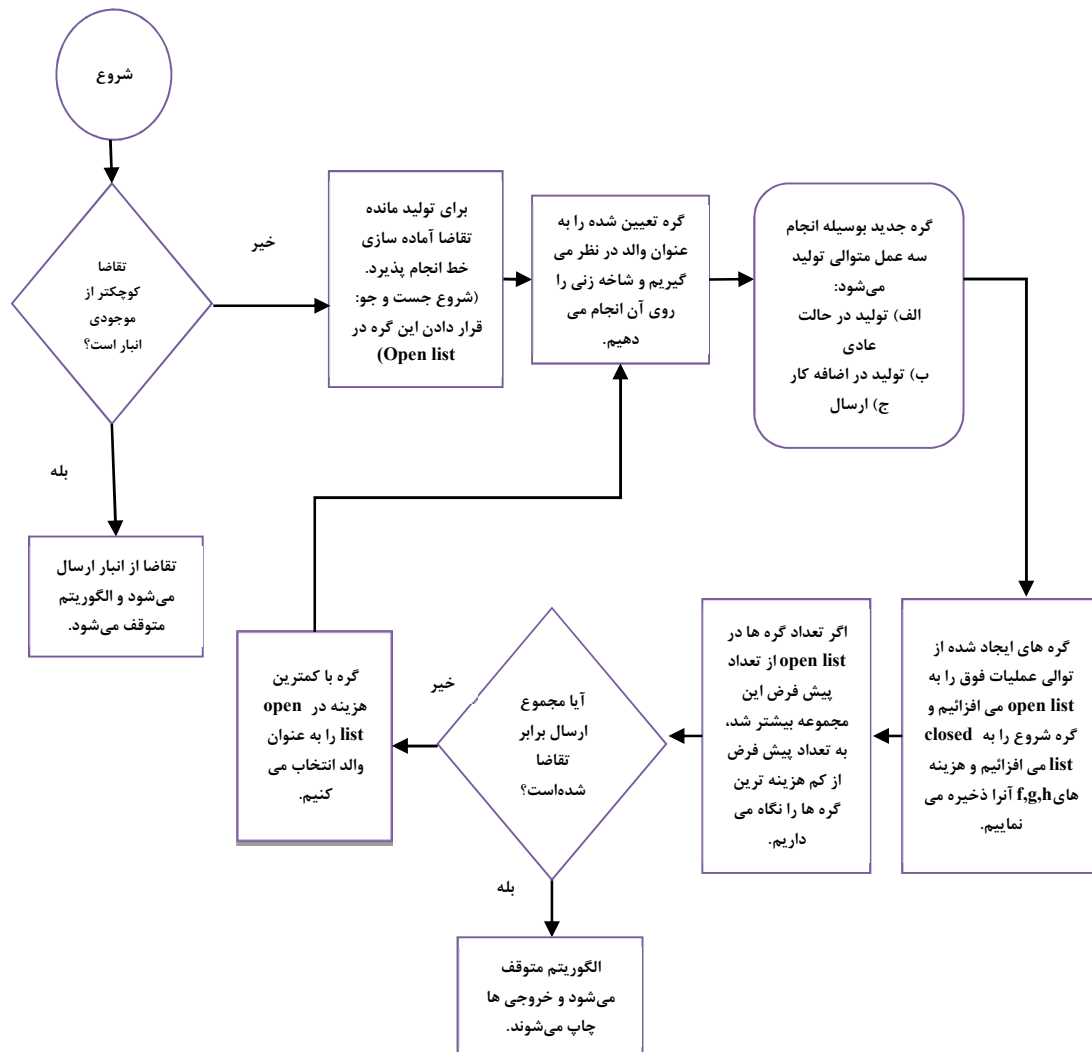
توجه می‌شود که مقدار بدست آمده (ریشه معادله) ممکن است حقیقی یا موهومی (مختلط) باشد، بنابراین اگر عدد حاصل حقیقی باشد، مقدار آنرا به هر بار ارسال می‌افزاییم. همچنین ممکن است عدد حاصل ضربی از تعداد کامیون‌های مورد استفاده نباشد بنابراین باید خارج قسمت تقسیم افزوده شود و باقیمانده مجدداً بین کامیون‌های مورد استفاده تقسیم شود.

هزینه g را مطابق تابع هدف تامین‌کننده با در نظر گرفتن هزینه نگهداری و ارسال با توجه به شرایط مذکور و سایر هزینه‌های تولید عادی، اضافه‌کار، هزینه آماده‌سازی و هزینه تاخیر محاسبه می‌نماییم. در ادامه به محاسبه هزینه نگهداری، ارسال، و تاخیر در تابع هزینه هیوریستیک (h) می‌پردازیم.



شکل (۱): سطوح موجودی در یک دوره یا توجه به در نظر گرفتن هزینه موجودی در فاصله بین دو دوره

مقدار مجموع ارسالی که در دوره‌های آتی باید انجام شود (TFS) برابر مانده تولید (مانده تقاضا = FP) به علاوه مقدار موجودی از دوره قبل است. بنابراین تعداد کل ارسال‌های آتی (TFV) به صورت تقریبی برابر مینیمم بین "حاصل تقسیم مقدار کل ارسال آتی بر ظرفیت انبار" و "حاصل تقسیم مقدار کل ارسال آتی بر ظرفیت حمل" محاسبه می‌شود. همچنین تعداد روزها تا تکمیل سفارش (TFD) به صورت تقریبی بر اساس ماکزیمم بین "حاصل تقسیم تعداد کل ارسال‌های آتی بر تعداد کل کامیون‌های در دسترس در هر دوره (فرض می‌شود همواره کامیون در دسترس است و مرتباً ارسال انجام می‌شود)" و "حاصل تقسیم زمان پردازش مقدار تولید مانده بر مجموع ظرفیت تولید عادی و اضافه‌کار"، مشخص می‌شود. حجم ارسال روزانه (FDS) نیز بر اساس کل مقدار ارسال آتی تقسیم بر تعداد روز (TFD) بدست می‌آید. همچنین تعداد روز تولیدی (FD) از حاصل تقسیم زمان پردازش مقدار تولید مانده بر مجموع ظرفیت تولید عادی و اضافه‌کار بدست می‌آید.



شکل (۲): فلوچارت جست‌وجوی A^* برای حل مسأله تامین‌کننده

شده است.

همان طور که اشاره شد برای مقایسه از الگوریتم حل مسأله مبتنی بر جست‌وجوی حریصانه استفاده شده‌است. جست‌وجوی حریصانه تنها بر اساس یک تابع هیوریستیک برای تخمین هزینه‌های آتی به عنوان تابع ارزیابی برای انتخاب گره عمل می‌کند که در اینجا از همان هیوریستیک پیشنهادی (تابع h) استفاده شده‌است. در واقع، در جست‌وجوی حریصانه هزینه تا گره فعلی (یعنی تابع g) در نظر گرفته نمی‌شود؛ علاوه بر این در جست‌وجوی حریصانه کم‌هزینه‌ترین گره در دسترس انتخاب می‌شود بدون آنکه در نظر بگیرد که آیا مسیری که در پیش گرفته‌است در کل کم هزینه‌ترین مسیر است یا خیر [۱۵].

داده‌های مورد نیاز به عنوان مقادیر پارامترهای مدل برای ۳۰ شماره فنی مختلف (که در یک خانواده از اقلام قرار دارند) از مطالعه موردی در شرکت ساپکو و یکی از شرکت‌های تامین‌کننده انواع شیشه اتوموبیل که جز شرکای اصلی شرکت ساپکو می‌باشد استخراج شده‌است. به منظور حل مسأله با سایز بزرگتر (۴۰ و ۵۰ و ۶۰) با

طبق روابط فوق مشاهده می‌شود که برای محاسبه تخمین هزینه دیرکرد و هزینه نگهداری برای تابع h فاصله زمانی بین دو دوره در نظر گرفته نمی‌شود. همچنین فرض می‌شود ارسال به صورت متوالی انجام می‌گیرد (همواره ارسال بر نگهداری ارجحیت دارد).

مشاهده می‌شود که تابع هیوریستیک مورد نظر هزینه‌های آتی را به صورت کمتر از آنچه واقعاً ممکن است اتفاق بیفتد تخمین می‌زند، بنابراین هیوریستیک مورد نظر یک هیوریستیک قابل قبول و پذیرفتنی است. به منظور نمایش کلیت گام‌های الگوریتم پیشنهادی پیشنهادی از فلوچارتی مطابق شکل ۲ بهره برده‌ایم.

۵- نتایج محاسباتی حاصل از الگوریتم ابتکاری

در این بخش به مقایسه نتایج حاصل از الگوریتم A^* با نتایج حاصل از حل دقیق و نتایج حاصل از یک جست‌وجوی حریصانه و الگوریتم شبیه‌سازی تیریدی می‌پردازیم. در جدول ۱ مقایسه نتایج الگوریتم ابتکاری برای تعدادی مسأله با سایز کوچک، متوسط و بزرگ آورده

جست‌وجوی پراکنده (Diversification) نیز داشته‌باشیم. در ارتباط با نحوه کاهش دما از تابع هندسی کاهش به صورت رابطه (۲۷) استفاده نموده‌ایم:

$$T_k = \alpha T_{k-1}, 0 < \alpha < 1 \quad (27)$$

به منظور خروج از جواب بهینه محلی تنها در صورتی که جواب جدید (j) بهتر از جواب قبلی (i) باشد پذیرفته نمی‌شود، بلکه با احتمال مشخصی جوابهای بدتر را نیز می‌پذیریم؛ که این احتمال طبق رابطه (۲۸) محاسبه می‌شود، که در آن دمای اولیه، و df تغییر تابع هدف (df=f(i)-f(j)) است. اگر این احتمال از یک عدد تصادفی در بازه (۱۰) بیشتر باشد جواب بدتر نیز پذیرفته می‌شود.

$$p = e^{-\frac{df}{T_0}} \quad (28)$$

شرط توقف نیز رسیدن به تعداد تکراری است که به صورت پیش‌فرض مشخص شده است. با توجه به تکرارهای مختلف بهترین ترکیب برای پارامترهای الگوریتم بدین صورت است: دمای اولیه برابر با ۸۰۰۰، تعداد تکرارها برابر با ۴۰۰ و مقدار α برابر با ۰/۹۵. انحراف از جواب دقیق به صورت رابطه (۲۹) محاسبه می‌شود:

$$error_{SA} = \frac{sol_{SA} - sol_{GAMS}}{sol_{GAMS}} \quad (29)$$

نتایج مقایسه الگوریتم SA با حل دقیق در آخرین ستون جدول ۱ نشان داده شده است. علی‌رغم اینکه زمان حل SA کمتر است اما ملاحظه می‌شود میانگین خطای SA برای حل این مسئله بیشتر از میانگین خطای الگوریتم پیشنهادی مبتنی بر A* است. بنابراین مشاهده می‌شود که الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم فراابتکاری شبیه‌سازی تبریدی نیز به نحو کارآمدتری عمل می‌نماید.

۶- نتیجه‌گیری و جمع‌بندی

در این مقاله یک مدل ریاضی برنامه‌ریزی عدد صحیح مختلط غیرخطی برای یک مسئله برنامه‌ریزی تولید و بازرسازی سفارش دریافتی طراحی شده است، همچنین یک الگوریتم ابتکاری مطابق با جست و جوی A* برای حل آن پیشنهاد شده است. این الگوریتم با اعمال کنترل بر حالت‌های ذخیره شده در لیست آماده شاخه زنی، قادر است حافظه مورد نیاز را کاهش داده و در زمان مناسبی به جواب مناسب دست یابد. طبق نتایج حاصل از این الگوریتم، مشاهده شده است که الگوریتم پیشنهادی دارای کارایی لازم برای بدست آوردن جواب نزدیک به بهینه برای این مسئله است. از جمله پژوهش‌های آتی می‌توان به توسعه مدل و حل مسئله با در نظر گرفتن جزئیاتی نظیر برنامه زمانبندی حمل‌ونقل و یا در نظر گرفتن تقاضای فازی اشاره نمود.

توجه به برازش توزیع مناسب به داده‌های جمع‌آوری شده اقدام به تولید داده‌های تصادفی شده است. به عنوان مثال برای تولید پارامترهای مربوط به تقاضا از توزیع یکنواخت در بازه ۳۰۰ و ۱۰۰۰ (تعداد قطعات)، برای تولید پارامترهای مربوط به زمان تولید از توزیع یکنواخت در بازه ۳ و ۵/۵ (دقیقه)، و برای تولید پارامترهای مربوط به ظرفیت وسیله نقلیه از توزیع یکنواخت در بازه "مجموع کل تقاضا تقسیم بر تعداد وسایل نقلیه" و "مجموع کل تقاضا" استفاده شده است. برای سایر پارامترها به استثنای پارامترها با مقدار ثابت نظیر ظرفیت زمانی عادی و اضافه کار، با توجه به برازش توزیع نرمال به داده‌های جمع‌آوری شده و با توجه به میانگین و واریانس داده‌های جمع‌آوری شده، اقدام به تولید داده‌های تصادفی با توزیع نرمال استاندارد در نرم افزار SPSS گردیده است.

معیار مقایسه الگوریتم‌ها، محاسبه خطا طبق رابطه ۲۵ و ۲۶ است:

$$error_{A^*} = \frac{sol_{A^*} - sol_{GAMS}}{sol_{GAMS}} \quad (25)$$

$$error_{greedy} = \frac{sol_{greedy} - sol_{GAMS}}{sol_{GAMS}} \quad (26)$$

قابل ذکر است که حل دقیق از طریق نرم افزار GAMS 22.3 و با حل کننده CPLEX و کدنویسی الگوریتم‌ها در نرم افزار MATLAB R2011b انجام شده است و بر روی یک کامپیوتر CORE i5 با مشخصات حافظه ۴ گیگابایت اجرا شده است. بر اساس نتایج بدست آمده دریافتیم که الگوریتم پیشنهادی قادر است به صورت کارآمد و در زمان کوتاه تر به نتیجه مناسب با خطای قابل قبول دست یابد. کوچک بودن میزان خطا نشانگر عملکرد مناسب الگوریتم ارائه شده است. بنابراین الگوریتم با توجه به مقادیر خطای کم و سرعت حل آن کارا و کارآمد است. با توجه به جدول مشاهده می‌شود که برای سایز بزرگتر مسئله (مسئله ۹) زمان حل دقیق از طریق روش دقیق حدود ۳۳ ساعت و ۴۰ دقیقه می‌باشد، که الگوریتم ابتکاری مبتنی بر A* توانسته این مسئله را در حدود ۱۰ دقیقه و با خطای قابل چشم پوشی حل نماید. همچنین نتایج الگوریتم پیشنهادی در مقایسه با جست‌وجوی حریصانه به طرز چشم‌گیری خطای کمتری دارند.

در گام بعدی برای ارزیابی عملکرد الگوریتم پیشنهادی نسبت به یک الگوریتم فراابتکاری، آنرا با یک الگوریتم شبیه‌سازی تبرید (SA) که یک الگوریتم مبتنی بر تک جواب است، مقایسه نموده‌ایم. در ادامه به اختصار توضیحاتی در ارتباط با الگوریتم SA برای حل این مسئله ارائه می‌نماییم. از آنجا که این الگوریتم یک الگوریتم بهبوددهنده است، جواب اولیه الگوریتم SA را از الگوریتم حریصانه بدست می‌آوریم. نحوه انتخاب همسایگی نیز به صورت انتخاب تصادفی جواب از فضای شدنی حاصل می‌شود. دمای اولیه یک عدد بزرگ در نظر گرفته می‌شود به صورتی که در مراحل اول تعدادی از جواب‌های نامطلوب نیز در نظر گرفته شود تا بدین ترتیب

جدول (۱): مقایسه نتایج الگوریتم برای سایز کوچک و متوسط

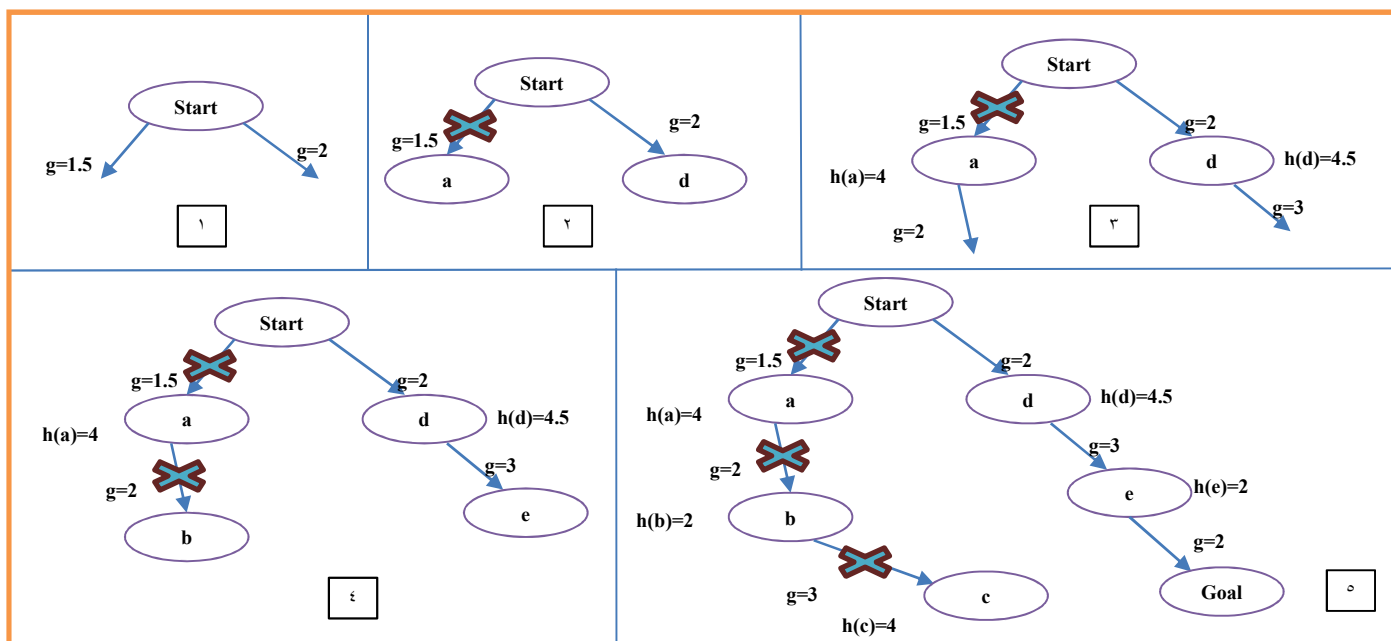
شماره مسأله	سایز مسأله	تعداد قطعات	زمان حل با GAMS (ثانیه)	میانگین زمان حل با A*	میانگین خطای A*	میانگین زمان حل با greedy	میانگین خطای greedy	میانگین زمان حل با SA	میانگین خطای SA
۱		۵	۹/۵۹۴	۳/۳۴۶	۰/۰۶	۰/۹۶۰	۰/۱۹	۱۱/۷۶۰	۰/۰۸
۲	کوچک	۱۰	۳۶/۸۵۷	۱۵/۸۷۶	۰/۰۲	۲/۸۷۹	۰/۳۳	۱۵/۷۷۹	۰/۱۲
۳		۱۵	۱۵۹/۱۷۰	۲۹/۴۳۵	۰/۰۴	۴/۱۲۱	۰/۲۲	۲۱/۲۳۱	۰/۰۹
۴		۲۰	۵۰۰/۶۲۰	۳۴/۶۷۸	۰/۰۷	۷/۶۸۲	۰/۳۱	۲۶/۲۳۹	۰/۱۰
۵	متوسط	۲۵	۱۰۸۲/۶۵۰	۱۳۶/۲۷۰	۰/۰۸	۱۱/۰۰۸	۰/۲۳	۳۱/۴۱۹	۰/۰۸
۶		۳۰	۱۴۳۹/۵۷۹۱	۲۴۱/۵۶۰	۰/۰۸	۱۳/۳۵۱	۰/۲۹	۴۲/۷۱۴	۰/۰۹
۷		۴۰	۵۸۷۹/۶۱۱	۴۱۶/۳۲۶	۰/۰۵	۱۸/۶۷۰	۰/۳۸	۵۴/۳۴۱	۰/۱۴
۸	بزرگ	۵۰	۱۹۳۱۹/۴۳۲	۵۸۷/۶۱۲	۰/۰۴	۲۳/۳۰۱	۰/۲۷	۶۷/۳۹۱	۰/۱۱
۹		۶۰	۱۲۰۲۶۹/۶۷۱	۶۰۳/۲۱۰	۰/۰۹	۲۷/۰۷۱	۰/۳۴	۷۸/۲۳۸	۰/۰۹
	میانگین	-	-	-	۰/۰۵	-	۰/۲۸	-	۰/۱۰

۷- ضمائم

جدول (۲): گره‌های موجود در open-list و close-list در هر مرحله

مرحله	Open-list	closed-list
۱	{start}	{}
۲	{a, d}	{start}
۳	{b, d}	{start, a}
۴	{d, c}	{start, a, b}
۵	{c, e}	{start, a, b, d}
۶	{e}	{start, a, b, d, c}
۷	{}	{e}

در این قسمت یک مثال عددی برای تشریح بیشتر فرآیند جست‌وجوی A* آورده‌ایم. در جدول ۲ گره‌های موجود در لیست Open-list و Close-list در هر مرحله نشان داده شده است. همچنین در شکل ۳ درخت جست‌وجو برای این مثال از گره شروع تا رسیدن به هدف را نشان داده‌ایم، که در هر مرحله انتخاب گره بعدی بر اساس هزینه g و h انجام می‌شود.



شکل (۳): درخت جست‌وجوی A* برای یک مثال

۸- مراجع

[2] Akartunalı, K., Miller, A. J. (2009). A heuristic approach for big bucket multi-level production planning problems. *European Journal of Operational Research* 193(2): 396-411.

[1] Ghiani, G., Laporte, G. And Musmanno, R. (2004). *Introduction to logistics system planning and control*, west sussex, England, john wiley & sons Inc. resources. *Management Science* 44 (6): 859-877.

- [18] Pochet, Y., Wolsey, L.A., (2006). *Production Planning by Mixed Integer Programming*. Springer.
- [۱۹] فاطمی قمی، محمد تقی. (۱۳۸۷). برنامه‌ریزی و کنترل تولید و موجودی‌ها، نشر دانش امروز (وابسته به مؤسسه انتشارات امیرکبیر)، چاپ هفتم.
- [3] Karimi-Nasab, M., Konstantaras, I. (2012). A random search heuristic for a multi-objective production planning. *Computers & Industrial Engineering* 62(2): 479-490.
- [4] Mocquillon, C. d., Lente, C., et al. (2011). An efficient heuristic for medium-term planning in shampoo production. *International Journal of Production Economics* 129(1): 178-185.
- [5] Russell, S., Norvig, P. (1995). *Artificial Intelligence: A Modern Approach*. Prentice-Hall, Saddle River, NJ.
- [6] Chan, F. T., Chung, S. H., and Choy, K. L. (2006). Optimization of order fulfillment in distribution network problems. *Journal of Intelligent Manufacturing*, 17(3), 307-319.
- [7] Zhang, L. L., Lee, C. K., and Xu, Q. (2010). Towards product customization: An integrated order fulfillment system. *Computers in Industry*, 61(3), 213-222.
- [8] Cheng, C.-B., Cheng, C.-J. (2011). Available-to-promise based bidding decision by fuzzy mathematical programming and genetic algorithm. *Computers & Industrial Engineering* 61(4): 993-1002.
- [9] Lin, F.-r., Kuo, H.-c. et al. (2008). The enhancement of solving the distributed constraint satisfaction problem for cooperative supply chains using multi-agent systems. *Decision Support Systems* 45(4): 795-810.
- [10] Volling, T., Matzke, A. et al. (2013). Planning of capacities and orders in build-to-order automobile production: A review. *European Journal of Operational Research* 224(2): 240-260.
- [۱۱] علی‌دادیانی، انسیه و ماکویی، احمد (۱۳۹۲). مدل‌سازی و حل مسأله چندهدفه بازرسازی موجودی در مراکز توزیع با در نظر گرفتن موعد تحویل و محدودیت ظرفیت، نشریه پژوهش‌های مهندسی صنایع در سیستم‌های تولید، شماره ۱، صفحه ۴۵ تا ۵۵.
- [12] Xue, G., Felix Offodil, O., et al. (2011). Integrated production planning with sequence-dependent family setup times. *International Journal of Production Economics* 131(2): 674-681.
- [13] Tempelmeier, H., Derstroff, M. (1996). A Lagrangian-based heuristic for dynamic multilevel multi item constrained lot sizing with setup times. *Management Science* 42 (5), 738-757.
- [14] Katok, E., Lewis, H. S., & Harrison, T. P. (1998). Lot sizing in general assembly systems with setup costs, setup times, and multiple constrained resources. *Management Science*, 44(6), 859-877.
- [15] Fischetti, M., Lodi, A. (2003). Local branching. *Mathematical Programming* 98 (1), 23-47.
- [16] Danna, E., Rothberg, E., Le Pape, C. (2005). Exploring relaxation induced neighborhoods to improve MIP solutions. *Mathematical Programming* 102, 71-90.
- [17] Khademi Zare, H., Fatemi Ghomi, S. M. T., and Karimi, B. (2006). Developing a heuristic algorithm for order production planning using network models under uncertainty conditions. *Applied mathematics and computation*, 182(2), 1208-1218.



A Mixed Integer Nonlinear Programming Model for Order Replenishment and a Heuristic Algorithm for its Solution

R. Baradaran Kazemzadeh*, Z. Kaheh, E. Masehian

Department of industrial engineering, University of Tarbiat Modares, Tehran, Iran

ARTICLE INFO

Article history:

Received 26 November 2013
Accepted 19 August 2014

Keywords:

Order replenishment
Mixed integer nonlinear
programming
Heuristic algorithm
A* search.

ABSTRACT

Production planning problems are generally modeled as mixed integer programming problems; and solved through heuristic algorithms, because of their innate high computational complexity. In this paper, a mixed integer nonlinear programming (MINLP) model is designed for multi-item, multi-period production planning to replenish orders of the buyer and minimizing the supplier's costs. It is supposed that the order quantity is constant, and ordering occurs at once. This model has been developed according to the realistic assumptions of SAPCO Company, which is a major supplier of automotive parts in Iran, and one of its partner companies. In addition, an efficient heuristic algorithm based on A* search has been proposed to solve this mathematical model. The proposed search algorithm does not need an initial solution; also, it can overcome the memory overhead through bounding the stored states in its open-list. Actually, in spite of the simplicity of the proposed algorithm, which is established based on the simple inventory management equations; it is able to generate efficiently optimal or near-optimal solutions in comparison with an exact solution method, a greedy search algorithm, and simulated annealing algorithm as a metaheuristic algorithm.

* Corresponding author. Reza Baradaran Kazemzadeh
Tel.: 021- 82883537; E-mail addresses: rkazem@gmail.com