مهندسی صنایع و مدیریت شریف، (تابستان ۱۳۹۵)
دوره‌ی ۱ - ۳۲، شماره‌ی ۱/۱، ص. ۹۹-۱۱۱

Original Article

ارائه‌ی مدل و الگوریتم ابتکاری سازنده برای مسئله‌ی مسیریابی موجودی چندمحصولی - چنددوره‌یی کمبوددار با پنجره‌ی زمانی

پرویز فتاحی * **(دانشیار)**
گروه مهندسی صنایع، دانشکده مهندسی، دانشگاه الزهراء
حسام پرند (کارشناس ارشد)
گروه مهندسی صنایع، دانشگاه بوعلی سینا همدان

امروزه شرکت‌ها به ایجاد یکپارچگی منظمی در تمام فرایندهای تولیدی نیازمندند. مدیریت زنجیره‌ی تأمین، فرصت‌هایی برای یکپارچه‌سازی و مدیریت درون شرکتی و بین شرکتی پیشنهاد می‌کند. در این مطالعه بر آن بخش از زنجیره‌ی تأمین که توأمان به حمل و نقل بین تأمین‌کننده و مشتری و مدیریت موجودی مشتری، در قالب حل نوعی از مسئله‌ی مسیریابی موجودی می‌پردازد، متمرکز می‌شویم. مدل پیشنهادی مسئله با در نظرگرفتن چندمحصولی بودن تقاضای مشتری و با هدف کمینه‌کردن مجموع هزینه‌های حمل و نقل، نگه‌داری موجودی، کمبود و دیرکرد موعد تقاضا، در فضای مدل خطی ترکیبی با عدد صحیح ارائه‌ی می‌شود. با توجه به ماهیت پیچیده‌ی مسئله که آن را در زمره‌ی مسائل NP-Hard قرار می‌دهد، یک الگوریتم ابتکاری سازنده برای حل مدل پیشنهاد می‌شود و نتایج عددی آن با نتایج دو روش حل دقیق و الگوریتم ژنتیک پیشنهادی مقایسه می‌شود. نتایج عددی حاصله نشان‌گر کارایی الگوریتم پیشنهادی است.

واژگان کلیدی: مسیریابی موجودی، چندمحصولی، مدل خطی ترکیبی عدد صحیح، الگوریتم ابتکاری سازنده، الگوریتم ژنتیک.

fattahi@basu.ac.ir
h.parand@b-iust.ac.ir

۱. مقدمه

در دنیای رقابتی امروز، ویژگی‌محیط‌های جدید تولیدی و طبیعت مشتریان چنان است که شیوه‌های سابق مدیریت تولید ــ که یکپارچگی کم‌تری در فرایندهای تولیدی ــ کارایی چندانی ندارند و امروزه شرکت‌ها موظف به ایجاد یک‌پارچگی منظمی در تمام فرایندهای تولیدی، از ماده خام تا مصرف‌کننده‌ی نهایی، هستند. مدیریت زنجیره‌ی تأمین فرصت‌هایی برای حصول تشدیدی مثبت در یکپارچه‌سازی و مدیریت درون شرکتی و بین شرکتی پیشنهاد می‌کند. در واقع مدیریت زنجیره‌ی تأمین مجموعه‌یی از رویکردهای مؤثرتر برای یکپارچگی تأمین‌کننده‌ها، تولیدکننده‌ها، انبارها و فروشگاه‌هاست که موجب می‌شود کالاها در مقدار درست، در مکان درست و در زمان درست، تولید و توزیع شوند و هدف آن کمینه‌سازی هزینه‌های کل سیستم، در حین ارضاء سطح سرویس نیازمندی‌های مشتریان است. هدف کلی مدیریت زنجیره‌ی تأمین، یکپارچه کردن واحدهای سازمانی و هماهنگ کردن جریان مواد و اطلاعات پولی، و در نهایت بیشینه‌سازی ارزش تولید شده‌ی کالا یا خدمات برای تمامی طرفین تأثیرگذار است.

در این نوشتار بر آن بخش از زنجیره‌ی تأمین متمرکز می‌شویم که به حمل‌ونقل بین تأمین‌کننده و مشتری و همچنین به مدیریت موجودی مشتری می‌پردازد. «مسیریابی موجودی» (IRP)[1] مسئله‌ی چالش‌برانگیزی است که در سیستم‌های توزیع گوناگونی رخ می‌دهد، و مدیریت همزمان کنترل موجودی و مسیریابی وسیله‌ی نقلیه (VRP)[2] سازمان‌هایی را شامل می‌شود که دارای یک یا چند انبار هستند و عهده‌دار بازپرسازی مجموعه مشتریانی هستند که از نظر جغرافیایی پراکنده‌اند.

مسئله‌ی VRP با افق زمانی تک‌دوره‌یی و ظرفیت نامحدود وسیله‌ی نقلیه، به مسئله‌ی فروشنده‌ی دوره‌گرد (TSP)[3] تبدیل می‌شود. با توجه به این که مطالعات پیشین نشان از NP-Hard بودن مسئله‌ی TSP دارد،[1] می‌توان نتیجه گرفت مسئله‌ی IRP نیز قویا NP-Hard است.

در مسئله‌ی VRP تصمیم‌های مسیریابی در پایان هر دوره مبتنی بر سفارشات ثابت مشتریان است. اما در IRP، سفارشات مشتری با رویکرد مدیریت موجودی توسط فروشنده (VMI)[4] تأمین می‌شود. در این سیستم، سفارشات توسط مشتری انجام نمی‌گیرد بلکه تصمیم‌گیری‌های مسیریابی با توجه به وضع موجودی مشتریان و توسط تأمین‌کننده که خود وابسته به الگوهای تقاضای دوره‌یی مشتری است، تحمیل می‌شود. در رویکرد مدیریت موجودی توسط فروشنده (VMI)، تأمین‌کننده

* نویسنده مسئول
تاریخ: دریافت ۱۳۹۳/۴/۳، اصلاحیه ۱۳۹۳/۶/۲۵، پذیرش ۱۳۹۳/۷/۵.

چون اطلاعات بهتری درباره‌ی وضعیت موجودی و تقاضا در اختیار دارد، می‌تواند درمورد زمان تأمین موجودی مشتری تصمیم بهینه بگیرد. همچنین باعث می‌شود که برنامه‌ی تولید تأمین‌کننده بهتر شود. علاوه بر این وقتی تأمین‌کننده ظرفیت اندکی دارد، سیستم VMI به او اجازه می‌دهد تحویل را بدون آن‌که فروش از دست رفته‌یی برای مشتری ایجاد شود، به تأخیر اندازد.

اولین مطالعات چاپ شده درخصوص IRP اساساً به تغییر مدل طراحی شده برای VRP و هیوریستیک توسعه داده شده با در نظرگرفتن هزینه‌ی موجودی اختصاص داشته است. مطالعه‌ی پایه‌یی بل و همکارانش[۲] فقط هزینه‌ی حمل و نقل را شامل می‌شود و طی آن تقاضا تصادفی است و باید سطحی از موجودی مشتری تأمین شود. فدرجرون و زیپکین[۳] روش ابتکاری مسئله‌ی فیشر و جایکومار[۴] را برای مطابقت هزینه‌های موجودی و کمبود در یک فضای تقاضای تصادفی اصلاح کردند. بلومند و همکارانش[۵] هزینه‌های توزیع، موجودی و آماده‌سازی را برای تولید در نظرگرفتند. برنز و همکارانش[۶] مبادلات بین هزینه‌های حمل و نقل و موجودی را با استفاده از یک هزینه‌ی سفر تقریبی تحلیل کردند. انیلی و فدرجرون[۷] اولین الگوریتم خوشه‌بندی برای IRP را ارائه‌دادند. بیشتر کاربردهای مسئله‌ی IRP، در زمینه‌ی لجستیک ناوگان دریایی با نام مدیریت موجودی و مسیربای کشتی بوده است. مرور این‌گونه مسائل توسط رنن[۸] و کریستینسن[۹و۱۰] فراهم شد. از کاربردهای غیردریایی IRP، می‌توان به توزیع گاز توسط تانکرها،[۲] توزیع جاده‌یی اجزای اتومبیل[۱۱] و اقلام فاسدشدنی[۳] اشاره کرد.

باتوجه به این‌که مسئله‌ی IRP قویاً NP-hard است، در بیشتر مقالات حوزه‌ی IRP از روش‌های ابتکاری برای حل مسئله بهره‌گیری شده است. در این جست‌وجوها غالباً فضای جواب با استفاده از ساختار همسایگی از قبیل تعویض و معمولاً تجزیه‌ی IRP به زیر مسئله‌ی سلسله‌مراتبی شکل گرفته، و جواب هر زیرمسئله درگام بعدی مورد استفاده قرار می‌گیرد. به‌طور مثال می‌توان به روش ابتکاری تخصیص،[۱۲] الگوریتم تعویض[۱۳] و تبادلات مبتنی بر هزینه‌های تعویض[۵] اشاره کرد. محققین با در نظرگرفتن سفارش عقب‌افتاده، روش ابتکاری سازنده‌یی[۱۴] ارائه‌دادند و بعدها به بازنگری در آن[۱۵] پرداختند.

در بعضی از نسخه‌های IRP، چندین محصول به یکباره مورد رسیدگی قرار می‌گیرد. اسپرانزا و یوکوویچ[۱۶و۱۷] جریان چندمحصولی را ــ وقتی که تعداد فرکانس تحویل از پیش تعیین شده باشد ــ در حالت تک‌مشتری مطالعه کردند، و بعدها آن را برای رسیدگی به چند مشتری توسعه دادند.[۱۸] همچنین یک روش ابتکاری دوفازی برای حل نسخه‌ی چندمحصولی IRP ارائه شد.[۱۹] در مطالعه‌یی دیگر[۲۰] حالت خاصی از چندکالایی ارائه‌شد که طی آن انواع مختلف سوخت برای یک مجموعه از مشتریان با وسیله‌های نقلیه‌ی چندکوپه‌یی تحویل می‌شود. این مسئله با روش ابتکاری VNS برای نمونه‌های کوچک حل شد. در مطالعه‌ی تسهیلات چند به چند[۲۱] یک فرمول MILP برای حالت چندکالا و چند انبار ارائه‌شد که نتیجه‌ی محاسبات انجام شده در آن حاکی از محدویت روش در نمونه‌های حتی کوچک است. نمونه‌یی با فرض فقط دو وسیله‌ی نقلیه، دو محصول، دو تأمین‌کننده، سه مشتری و سه دوره زمانی در هشت ساعت زمان محاسبه به بهینگی نمی‌رسد.

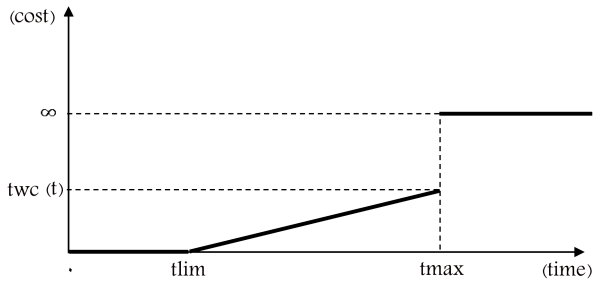
با توجه به پیشینه‌ی تحقیق و روند مطالعه‌ی مقالات طی سه دهه‌ی گذشته، استفاده از «پنجره زمانی» در مسئله‌ی مورد بررسی بسیار محدود است و در اندک مطالعات، ویژگی پنجره زمانی از نوع سخت یا به‌صورت مدل غیرخطی ارائه‌شده است.[۲۲] همچنین تعداد مطالعاتی که در مواجهه با این مسئله به رویکرد چندمحصولی پرداخته‌اند، اندک بوده است. در نتیجه به‌دلیل ضرورت نزدیک کردن مسئله به فضای عملی و کاربردی، در نوشتار حاضر به توسعه‌ی مدل مسیریابی موجودی چندمحصولی در قالب یک مدل برنامه‌ریزی خطی ترکیبی عدد صحیح با در نظرگیری همزمان هزینه‌های حمل و نقل، نگه‌داری موجودی، کمبود (سفارش عقب افتاده) و دیرکرد موعد تقاضا می‌پردازیم.

۲. تعریف مسئله و ارائه‌ی مدل ریاضی

مسئله‌ی MP-IRPB-TW عهده‌دار تعیین مسیر وسایل نقلیه، مقدار و زمان تحویل محصول هر مشتری در طول یک دوره زمانی مجزا و محدود با هدف کمینه‌سازی توأمان هزینه‌های حمل و نقل، نگه‌داری موجودی،کمبود و دیرکرد موعد تحویل مشتری است، با این فرض که در تحویل تقاضای محصولات مشتری شکست ایجاد نشود.

مسئله‌ی مورد بررسی، مسئله‌ی مسیریابی موجودی با یک سیستم توزیع است که از یک انبار چندمحصولی با اندیس صفر و تعدادی مشتری که به‌لحاظ جغرافیایی پراکنده‌اند با اندیس $i = \{1, ..., N\}$ تشکیل شده است. هر مشتری i از محصول $p = \{1, 2, ..., P\}$ با وزن w^p در هر دوره زمانی t (روز ـ هفته) دارای تقاضای متفاوت، قطعی و ثابت d_{it}^p است. تحویل به مشتریان توسط وسیله‌ی نقلیه همگن به تعداد V و ظرفیت q_v صورت می‌گیرد. مسیر وسایل نقلیه در ابتدای هر دوره از انبار شروع و نیز در پایان دوره به انبار ختم می‌شود. هر مشتری (i) می‌تواند به‌اندازه‌ی ظرفیت انبار محلی (C_i) موجودی نگه‌دارد. سیاست موجودی این مسئله مبتنی بر سیاست بیشینه سطح (ML)[۵] است. در سیاست بیشینه سطح، مقدار تحویل انعطاف‌پذیر است اما حد آن توسط ظرفیت انبار در دسترس هر مشتری مشخص می‌شود. هزینه‌ی هر واحد نگه‌داری محصول p از مشتری i در هر دوره را با h_i^p نشان می‌دهیم. فرض می‌شود که انبار اصلی در هر دوره می‌تواند تقاضای محصولات تمامی مشتریان را تأمین‌کند. هزینه‌ی هر واحد کمبود تقاضا برای محصولات مشتری iام را با π_i نشان می‌دهیم. دوره‌ی زمانی این مسئله محدود است و از T دوره مجزا تشکیل می‌شود. هزینه‌ی حمل و نقل شامل f_{vt} ــ هزینه‌ی ثابت وسیله‌ی نقلیه‌ی استفاده شده توسط وسیله‌ی نقلیه‌یv در دوره‌ی t و C_{ij} ــ و نشان‌دهنده‌ی هزینه‌ی متغیر مسافت طی شده بین مشتری i و j است $(C_{ij} = C_{ji})$. هزینه‌ی جریمه‌ی یک واحد دیرکرد موعد تقاضا در هر واحد زمان λ است. پنجره زمانی در این مسئله از نوع پنجره زمانی نرم بوده و محدوده‌ی پنجره زمانی $[0, t\,\mathrm{lim}]$ و $t\,\mathrm{max}$ پایان دوره کاری در هر دوره است. در شکل ۱ تابع هزینه‌ی پنجره زمانی نشان داده شده است. در این مسئله هزینه‌ی دیرکرد در پنجره زمانی به تعداد و مقدار زمان دیرکرد وابسته است.

متغیرهای تصمیم عبارت‌اند از متغیر صفر و ۱؛ بر این اساس X_{ijtv} وقتی وسیله‌ی نقلیه‌ی v در دوره‌ی t از مشتری i به مشتری j سفرکند برابر با ۱ است و در غیر این‌صورت صفر است. مقدار محموله‌ی محصول p که از مشتری i به سمت



شکل ۱. تابع هزینه‌ی پنجره زمانی در طول یک دوره زمانی.

مشتری j توسط وسیله‌ی نقلیه‌ی v در دوره t در حال حمل است با متغیر عدد صحیح y^p_{ijtv} نشان داده می‌شود. مقدار موجودی و مقدار کمبود در پایان هر دوره برای محصول هر مشتری به‌ترتیب I^p_{it} و B^p_{it} است. متغیر S^p_{itv} مقدار واحد زمانی است که به‌منظور تأمین تقاضای محصول p از مشتری i و وسیله‌ی نقلیه v در دوره t، از $t\lim$ گذشته است. M یک مقدار بزرگ است. A_{itv} زمان رسیدن به مشتری i توسط وسیله‌ی نقلیه‌ی v در دوره‌ی t است. $U^p_{itt'}$ که در آن $t' \in T$ است مقدار ۱ می‌گیرد اگر تقاضای محصول p مشتری iام دوره t، در دوره t' تأمین شود. در غیر این صورت مقدار صفر را می‌پذیرد. همچنین us^p_{itv} مقدار ۱ می‌گیرد اگر مقدار تحویل محصول p مشتری i در دوره‌ی t با وسیله‌ی نقلیه‌ی v غیرصفر باشد. فرض کنید مقدار تحویل تقاضای محصول p به مشتری iام در دوره t با وسیله‌ی نقلیه v، با R^p_{itv} نشان داده شود و داشته باشیم:

$$R^p_{itv} = \sum_{\substack{l=0\\ l\neq i}}^{N} y^p_{litv} - \sum_{\substack{k=0\\ k\neq i}}^{N} y^p_{iktv}$$

با توجه به تعریف و نمادگذاری مسئله، مدل برنامه‌ریزی خطی ترکیبی با عدد صحیح چنین فرموله می‌شود:

$$\min \sum_{t=1}^{T} \left[\begin{array}{l} \sum_{j=1}^{N}\sum_{v=1}^{V} f_{vt}x_{0jtv} + \sum_{i=0}^{N}\sum_{\substack{j=0\\ j\neq i}}^{N}\sum_{v=0}^{V} c_{ij}x_{ijtv} \\ + \sum_{p=1}^{P}\sum_{i=1}^{N}(h^p_i I^p_{it} + \pi_i B^p_{it}) + \lambda \sum_{v=1}^{V}\sum_{i=1}^{N}\sum_{p=1}^{P} S^p_{itv} d^p_{it} \end{array} \right] \quad (1)$$

$$\sum_{v=1}^{V}\sum_{\substack{j=0\\ j\neq i}}^{N} x_{ijtv} \leq 1, \qquad i \in N,\ t \in T \quad (2)$$

$$\sum_{\substack{j=1\\ j\neq i}}^{N} x_{a.jtv} \leq 1, \qquad t \in T\ , v \in V \quad (3)$$

$$\sum_{\substack{k=0\\ k\neq i}}^{N} x_{iktv} - \sum_{\substack{l=0\\ l\neq i}}^{N} x_{litv} = 0, \qquad i \in N0 = \{N, 0\},$$
$$t \in T\ \&\ v \in V \quad (4)$$

$$\sum_{p=1}^{P} w^p y^p_{ijtv} - q_v x_{ijtv} \leq 0, \qquad i, j \in N0,\ i \neq j,$$
$$t \in T\ \&\ v \in V \quad (5)$$

$$R^p_{itv} \geq 0, \qquad i \in N,\ t \in T\ \&\ v \in V, p \in P \quad (6)$$

$$I^p_{it-1} - B^p_{it-1} + B^p_{it} - I^p_{it} + \sum_{v=1}^{V}(R^p_{itv}) = d^p_{it},$$
$$i \in N,\ t \in T\ \&\ p \in P \quad (7)$$

$$A_{itv} + (C_{ij}/\delta_v) \leq A_{jtv} + (1 - x_{ijtv})M,$$
$$i \in N0,\ j \in N,\ t \in T,\ v \in V \quad (8)$$

$$A_{itv} \leq t\max, \qquad i \in N\ , v \in V,\ t \in T \quad (9)$$

$$S^p_{itv} \geq A_{itv} - t\lim - (1 - us^p_{itv})M, \qquad i \in N,\ j \in N0,$$
$$t \in T,\ v \in V\ \&\ p \in P \quad (10)$$

$$R^p_{itv} \leq M(us^p_{itv}), \qquad i \in N,\ t \in T,\ v \in V\ \&\ p \in P \quad (11)$$

$$\sum_{v=1}^{V} R^p_{it'v} = \sum_{t=1}^{T} U^p_{itt'} d^p_{it}, \qquad i \in N,\ t' \in T\ \&\ p \in P \quad (12)$$

$$\sum_{t'=1}^{T} U^p_{itt'} \leq 1, \qquad i \in N,\ t \in T\ \&\ p \in P \quad (13)$$

$$\sum_{p=1}^{P} w^p I^p_{it} \leq C_i, \qquad i \in N,\ t \in T \quad (14)$$

$$I^p_{it} \geq 0\ ,\ B^p_{it} \geq 0, \qquad i \in N,\ t \in T\ \&\ p \in P \quad (15)$$

$$y^p_{ijtv} \geq 0, \quad x_{ijtv} \in \{0, 1\}, \qquad i \in N,\ j \in N,\ i \neq j,$$
$$t \in T\ \&\ v \in V,\ p \in P \quad (16)$$

$$U^p_{itt'} \in \{0, 1\}, \qquad i \in N,\ t, t' \in T,\ p \in P \quad (17)$$

$$S^p_{itv} \geq 0, \qquad i \in N,\ t \in T,\ \&\ v \in V,\ p \in P \quad (18)$$

محدودیت ۱ شامل هزینه‌های ثابت حمل و نقل و متغیر حمل و نقل و هزینه‌ی نگه‌داری موجودی و هزینه‌ی کمبود و هزینه‌ی دیرکرد موعد تحویل است. محدودیت ۲ و ۳ متضمن تأمین تقاضای هر مشتری در هر دوره تنها از یک وسیله‌ی نقلیه است. محدودیت ۴ پیوستگی تور را تضمین می‌کند. محدودیت ۵ مطمئن می‌سازد که مقدار محموله‌ی در حال حمل بین دو مکان که از آن وسیله‌ی نقلیه‌یی عبور نکرده است، صفر است. همچنین این محدودیت تضمین می‌کند مقدار محموله‌ی در حال حمل توسط وسیله‌ی نقلیه، بیش از ظرفیت آن نشود. محدودیت ۶ تضمین می‌کند مقدار محموله‌ی وسیله‌ی نقلیه بعد از گذشتن از یک گره افزایش نمی‌یابد. محدودیت ۷ تعادل موجودی و کمبود و تقاضای هر مشتری را در هر دوره نشان می‌دهد. محدودیت ۸ زمان رسیدن وسیله‌ی نقلیه به مشتریان را محاسبه می‌کند؛ δ_v پارامتر تبدیل مسافت به زمان است. محدودیت ۹ تضمین می‌کند که زمان رسیدن وسیله‌ی نقلیه به مشتری از محدودیت پایان دوره‌ی زمانی تخطی نکند. محدودیت ۱۰ و ۱۱ مقدار زمان دیرکرد را محاسبه می‌کند و مطمئن می‌شود دیرکرد جریمه‌ی تقاضای مشتری در تابع هدف منظور می‌شود. محدودیت ۱۲ و ۱۳ تضمین می‌کند که در تحویل تقاضای محصول هر مشتری شکست ایجاد نشود. محدودیت ۱۴ تضمین می‌کند مقدار موجودی از ظرفیت انبار مشتری تخطی نکند. محدودیت‌های ۱۵ تا ۱۸ محدودیت‌های دامنه را نشان می‌دهند.

۳. رویکرد حل

۱.۳. رویکرد حل الگوریتم ابتکاری سازنده‌ی پیشنهادی

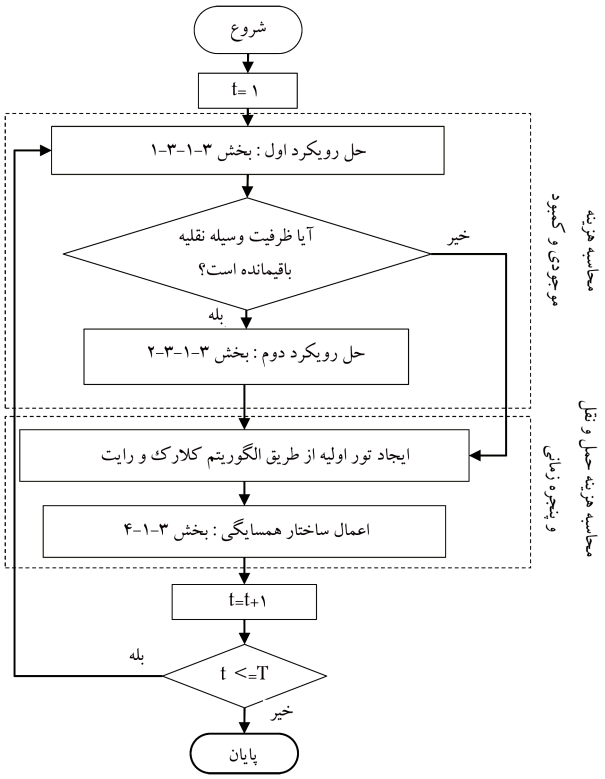
ماهیت مسئله چنان است که روش‌های حل فراابتکاری، نقاط امکان‌ناپذیر[۶] زیادی را تولید می‌کند و باعث کاهش کارایی الگوریتم می‌شود. به‌همین دلیل با توجه به پیچیدگی مدل، در این بخش ما یک روش ابتکاری سازنده[۷] برای حل مدل چندمحصولی مسیریابی موجودی کمبوددار با پنجره زمانی پیشنهاد می‌کنیم.

روش سازنده به استفاده از داده‌های مسئله برای ساخت یک راه حل به‌صورت گام به‌گام دلالت دارد و معمولاً تا زمانی که رویه کامل شود به هیچ جوابی نمی‌رسد.[۲۳] رویکرد حل مدل از توسعه‌ی رویکرد مطالعات پیشین[۱۵] حاصل می‌شود.

ایده‌ی اصلی برای تصمیم‌گیری مسئله‌ی مسیریابی موجودی مقدار تحویل محصول p به مشتری i در دوره‌ی t است. اگر مقدار تحویل تقاضای محصول p به هر مشتری را با R_n^p نشان دهیم، در هر دوره نامساوی $\sum_{p=1}^{P}\sum_{i=1}^{N} R_{it}^p \le \sum_{v=1}^{V} q_v$ برقرار است. با توجه به مدل مسئله و مقدار R_{it}^p نامساوی فوق، در هر دوره زیرمسئله‌ی VRP قابل حل است. ایده‌ی ابتکاری مسئله برآورد هزینه‌ی حمل و نقل از یک راه حل تقریبی است. در واقع با معلوم بودن مقدار تحویل هر مشتری در دوره‌یی خاص، می‌توان هزینه‌ی حمل و نقل، هزینه‌ی پنجره زمانی، هزینه‌ی موجودی و هزینه‌ی کمبود را با هم مقایسه کرد. فلوچارت شکل ۲ ساختار کلی الگوریتم ابتکاری پیشنهادی را نشان می‌دهد.

در رویکرد اول حل الگوریتم ابتدا به دو دلیل تصمیم می‌گیریم که آیا برای محصول pام مشتری iام کمبود داشته باشیم یا خیر: دلیل اول ظرفیت محدود وسیله‌ی نقلیه است؛ دلیل دوم ترجیح دادن صرفه‌جویی حمل و نقل در مقایسه با هزینه‌ی کمبود است. رویکرد دوم حل الگوریتم مربوط به تصمیم‌گیری موجودی است. پوشش تقاضای دوره‌های بعد، به‌شرط آن که از ظرفیت ماشین تجاوز نکند، در این مرحله بررسی می‌شود. با توجه به این که هزینه‌ی نگه‌داری موجودی در این دوره از صرفه‌جویی حمل و نقل ایجاد شده در دوره‌های دیگر بالاتر است یا خیر، درمورد رویکرد دوم تصمیم‌گیری می‌کنیم.

وقتی گره‌یی از تور حذف شود با در نظرگرفتن نامساوی مثلثی، هزینه‌ی حمل و نقل و هزینه‌ی پنجره زمانی بیشتر نمی‌شود. از این ویژگی در ادامه‌ی رویکرد حل استفاده می‌شود. از آنجا که رویکرد حل مبتنی بر محاسبه‌ی هزینه‌ی حمل و نقل است و نیز حل مسئله‌ی VRP به‌منظور به دست آوردن تور بهینه و کمینه‌سازی حمل و نقل پرهزینه و وقت‌گیر است، هزینه‌ی حمل و نقل را از طریق روش تقریبی برآورد می‌کنیم.



شکل ۲. ساختار کلی الگوریتم ابتکاری پیشنهادی.

۱.۱.۳. برآورد هزینه‌ی حمل و نقل

اگر R_{ipt}^{pl} مقدار تحویل برنامه‌ریزی مشتری i از محصول p در دوره t باشد و داشته باشیم:

$$R_t = \left(R_{jpt} : \ R_{jpt} = R_{jpt}^{pl}, \quad j = 1, ..., N, \ p \in P \right)$$

$$R_t^{(p,i)} = \left(R_{jpt} : \ R_{ipt} = 0, \ R_{jpt} = R_{jpt}^{pl}, \ i, j \in N, \ j \neq i, \ p \in P \right)$$

کاهش هزینه‌ی حمل و نقل در دوره t وقتی تحویل محصول p از مشتری iام از تور حذف می‌شود از طریق فرمول $TC_t(R_t) - TC_t(R_t^{(p,i)})$ محاسبه می‌شود. محاسبه‌ی دقیق این فرمول برای مسائل با ابعاد بزرگ امکان‌پذیر نیست، بنابراین این مقدار از طریق روش تقریبی محاسبه می‌شود. $ATC_t(W_t)$ مقدار تقریبی هزینه‌ی حمل و نقل به دست آمده از طریق الگوریتم کلارک و رایت[۲۴] است. در این صورت برآورد هزینه‌ی حمل و نقل محصول p از مشتری iام چنین محاسبه می‌شود:

$$ETC_{p,i}(R_t) = ATC_t(R_t) - ATC_t(R_t^{(p,i)})$$

از طرفی مقدار تحویل برنامه‌ریزی شده باید به‌گونه‌یی تعریف شود که $\sum_{p=1}^{P}\sum_{i=1}^{N} R_{ipt}^{pl} \le \sum_{v=1}^{V} q_v$ برقرار باشد. با توجه به مقدار موجودی اولیه و کمبود اولیه و هزینه‌ی کمبود هر مشتری و ظرفیت وسیله‌ی نقلیه از طریق الگوریتم ۱ مقدار تحویل برنامه‌ریزی شده برای دوره‌ی t و دوره‌های بعد آن محاسبه می‌شود.

۲.۱.۳. تجزیه‌ی مسئله و طرح راه حل

در این روش هزینه‌های حمل‌ونقل، موجودی، کمبود و پنجره زمانی جداگانه در دو زیرمسئله محاسبه می‌شود. زیرمسئله‌ی اول به تصمیم‌گیری کمبود در محصولات مشتری، و زیرمسئله‌ی دوم به تصمیم‌گیری موجودی در محصولات مشتری می‌پردازد.

۱- برای هر محصول $p \in P$ متعلق به مشتری $i \in N$ $\text{inv}_i^p = I_{i,t-1}^p - B_{i,t-1}^p$ را محاسبه کن
۲- برای دوره $\tau = t:T$ انجام بده
۲-۱- مقدار $Q^{max} = \sum_{v=1}^{V} q_v$ را محاسبه کن
۲-۲- بر اساس مقدار $\pi_i d_{i\tau}^p$ محصولات مشتری‌ها را به صورت نزولی مرتب کن و در مجموعه OC قرار بده
۲-۳- به ترتیب برای هر عضو مجموعه OC انجام بده
۲-۳-۱- اگر $Q^{max} > d_{i\tau}^p - \text{inv}_i^p$
$R_{ip\tau}^{pl} = \max\{d_{i\tau}^p - \text{inv}_i^p, 0\}$
$Q^{max} = Q^{max} - R_{ip\tau}^{pl}$
$\text{inv}_i^p = \text{inv}_i^p + R_{ip\tau}^{pl} - d_{i\tau}^p$
پایان گزاره شرطی
پایان حلقه گام ۲-۳
پایان حلقه گام ۲

الگوریتم ۱. رویه‌ی تولید مقادیر برنامه‌ریزی شده در دوره t.

زیرمسئله‌ی اول و رویکرد اول حل ابتکاری پیشنهادی

با توجه به الگوریتم ۲، مدل زیرمسئله‌ی اول از سه جزء تشکیل شده است: ۱. مقدار تقریبی هزینه‌ی حمل و نقل؛ ۲. مقدار تقریبی هزینه‌ی پنجره زمانی؛ ۳. هزینه‌ی جریمه‌ی کمبود.

اگر $\delta^p_{i,t}$ مجموع تقاضای خالص محصول p مشتری iام در دوره t باشد، مجموعه CD مجموعه مشتریانی است که $\sum_{p=1}^{P}\delta^p_{i,t}\geq 0$. همچنین CD^p مجموعه محصولات مشتریانی است که $\delta^p_{i,t}>0$. هزینه‌ی پنجره زمانی وابسته به زیرمسئله‌ی VRP است و از طریق حل مسئله‌ی حمل و نقل محاسبه می‌شود و امکان حل دقیق آن در مسائل بزرگ وجود ندارد. بنابراین ATW مقدار تقریبی هزینه‌ی پنجره زمانی است که از طریق الگوریتم کلارک محاسبه می‌شود. براساس این مدل در دوره t تصمیم گرفته می‌شود که کدام‌یک از محصولات مشتریان دچار کمبود شوند.

قضیه: یک راه حل و جواب بهینه برای زیرمسئله‌ی اول برای محصول p مشتری iام وجود دارد اگر و فقط اگر مقدار تحویل نامعادله‌ی زیر را ارضا کند:

$$r_i^p > [ETC_{p,i}(\Omega_t^p) + ETW_{p,i}(\Omega_t^p)]/\pi_i$$

همچنین هر جواب بهینه در زیرمسئله‌ی اول ایجاد می‌شود اگر:

$$r_i^p > [ETC_{p,i}(\Omega_t^p) + ETW_{p,i}(\Omega_t^p)]/\pi_i$$

اثبات: فرض کنید که در جواب بهینه برای زیرمسئله‌ی اول بعضی از مشتریان دارای تحویل r_i^p هستند که شرایط نامعادله‌ی:

$$r_i^p < [ETC_{p,i}(\Omega_t^p) + ETW_{p,i}(\Omega_t^p)]/\pi_i$$

یا نامعادله:

$$\pi_i(\delta_{it}^p - r_i^p) + ATC_t(\Omega_t^p) + ATW_t(\Omega_t^p) \geq \pi_i\delta_{it}^p + ATC_t(\Omega_t^{(p,i)}) + ATW_t(\Omega_t^{(p,i)})$$

برقرار باشد. اگر ما جواب بهینه را با تنظیم $z_i^p = r_i^p = 0$ تغییر دهیم، پس نامعادله‌ی قبلی نشان می‌دهد که جواب تغییریافته، امکان‌پذیر است و دست کم به‌خوبی جواب بهینه است. در این حالت وقتی:

$$r_i^p < [ETC_{p,i}(\Omega_t^p) + ETW_{p,i}(\Omega_t^p)]/\pi_i$$

پس جواب تغییر یافته اکیداً بهتر است. پس جواب اصلی نمی‌تواند بهینه باشد. Δ اجازه دهید $DL_k^p = \{dl : dl \subseteq CD^p \text{ and } |dl| = |CD^p| - k\}$ که $|0|$ اندازه مجموعه را نشان می‌دهد. $f^{sub1}(dl)$ به‌عنوان مقدار تابع هدف زیرمسئله‌ی ۱، وقتی $z_i^p = 1$ برای تمامی $i \in dl$ و $z_i^p = 0$ برای $j \in CD^p - dl$ باشد. در این‌صورت اگر از حد ظرفیت وسیله‌ی نقلیه یا بیشترین دیرکرد به‌ازای $z_i = 1$ برای هر محصول مشتریان عضو dl تجاوزکند $f^{sub1}(dl) = \infty$ می‌شود. شبه کد رویکرد اول حل ابتکاری مسئله مانند الگوریتم ۳ است.

زیرمسئله‌ی دوم و رویکرد دوم حل ابتکاری مسئله

با توجه به الگوریتم ۴ در مدل زیرمسئله‌ی دوم، متغیر $u_{i\tau}^p$ نشان می‌دهد که محصول pام مشتری iام تا تقاضای دوره τ را پوشش می‌دهد یا خیر. در نهایت مقدار تحویل

$$\text{Sub}-\text{problem1}$$

$$\min\ ATC_t(\Omega_t^p) + ATW_t(\Omega_t^p) + \sum_{i\in CD}\pi_i\sum_{p=1}^{P}(\delta_{it}^p - r_i^p)$$

$$\sum_{p=1}^{P}\sum_{i\in CD} r_i^p \leq \sum_{v=1}^{V} q_v$$

$$r_i^p = \delta_{it}^p z_i^p \quad i\in CD, p\in P$$

$$z_i^p = 0 \text{ or } 1 \quad i\in CD, p\in P$$

$$\Omega_t^p = (\omega_{it}^p : \omega_{it}^p = r_i^p, i\in CD, p\in P)$$

الگوریتم ۲. مدل زیرمسئله‌ی اول.

۱- ابتدا $k=0$ و $dl^{min} = CD^p$

۲- اگر $f^{sub1}(dl^{min}) \neq \infty$ و $r_i^p > \left[ETC_{p,i}(\Omega_t^p) + ETW_{p,i}(\Omega_t^p)\right]/\pi_i$ پس برو به گام ۹

۳- برای همه‌ی $dl \in DL_K^p$، $f^{sub1}(dl)$ را محاسبه کن

۴- پیدا کن dl^s از DL_K^p که کمترین $f^{sub1}(dl)$ را دارد و همچنین دو شرط $f^{sub1}(dl)\neq\infty$ و $r_i^p > \left[ETC_i(\Omega_t^p) + ETW_i(\Omega_t^p)\right]/\pi_i$ را به ازای $\forall i \in dl$ داراست

۵- اگر $dl^s \neq [\,]$، پس $dl^{min} = dl^s$ و برو به گام ۹

۶- پیدا کن dl^* از مجموعه DL_K^p که کمترین $f^{sub1}(dl)$ را داراست

۷- اگر $f^{sub1}(dl^*) < f^{sub1}(dl^{min})$ پس $dl^{min} = dl^s$

۸- اگر $k < |CD^p|$ پس $k = k+1$ و برو به گام ۳

۹- ایجاد کن یک جواب برای زیر مساله (۱) که فقط اعضای مجموعه dl^{min} دارای مقدار تحویل هستند.

الگوریتم ۳. شبه کد رویکرد اول حل الگوریتم ابتکاری پیشنهادی.

$$\text{Sub}-\text{Problem2}$$

$$\min\ \sum_{\tau=t+1}^{T^{max}}\left[ATC_t(\Omega_t^p) + ATW_t(\Omega_t^p)\right] + \sum_{i\in FD^p}\sum_{p=1}^{P}\sum_{\tau=t+1}^{T_i^{max}}\left[(\tau-t)h_i w^p d_{i\tau}^p\right]u_{i\tau}^p$$

$$\sum_{i\in FD^p}\sum_{\tau=t+1}^{T_i^{max}}\sum_{p=1}^{P} d_{i\tau}^p u_{it}^p \leq Q^r$$

$$u_{i\tau-1}^p \geq u_{i\tau}^p$$

$$R_{ip\tau}^{PL} = d_{i\tau}^p(1-u_{i\tau}^p)$$

$$\Omega_t^p = (\omega_{it}^p : \omega_{it}^p = R_{ip\tau}^{PL}, i\in N), \tau = t+1,..,T^{max}, p\in P$$

$$u_{i\tau}^p = 0,1 \quad \tau = t+1,...,T_i^{max} \quad i\in FD, p\in P$$

الگوریتم ۴. مدل زیرمسئله‌ی دوم.

محصول p به مشتری iام در دوره t بعد از حل دو مدل فوق از طریق فرمول زیر محاسبه می‌شود:

$$R_{it}^{p} = r_{i}^{p} + \sum_{\tau=t+1}^{T_i^{\max}} d_{it}^{p} u_{it}^{p}$$

که در آن $T_i^{\max}$ بیشینه دوره‌یی است که می‌توان طی آن تقاضای محصولات مشتری i را تأمین کرد، قبل از این که از ظرفیت انبار موجودی آن مشتری تجاوز کند. $T^{\max}$ بیشینه $T - i^{\max}$هاست.

بعد از ایجاد جواب در رویکرد اول، مجموعه‌ی FD^{p} ایجاد می‌شود و برای ورود به رویکرد دوم از زیرمسئله‌ی دوم آماده می‌شود. اعضای مجموعه FD^{p} محصولات مشتریانی است که در دوره t مقدار تحویل تقاضای غیر صفر گرفته‌اند. سپس براساس مقدار باقی‌مانده‌ی ظرفیت وسایل نقلیه تصمیم گرفته می‌شود که از بین اعضای مجموعه‌ی FD^{p} کدام محصول مشتری تقاضای دوره‌ی بعد t را نیز پوشش دهد، به‌گونه‌یی که موجودی ایجاد شده در آن مشتری از ظرفیت انبار مشتری تجاوز نکند.

با توجه به تابع هدف زیرمسئله‌ی دوم، $S_{ip\tau-t}$ هزینه‌ی صرفه‌جویی محصول p در مشتری i را نشان می‌دهد، وقتی که تقاضای محصول p از مشتری i، تا دوره‌ی τ، در دوره‌ی t تأمین شود. وقتی که هزینه‌ی نگه‌داری ایجاد شده کم‌تر از هزینه‌ی پنجره زمانی و حمل و نقل مشتری i در دوره t باشد، هزینه‌ی صرفه‌جویی مقدار مثبت می‌گیرد. هزینه‌ی صرفه‌جویی از طریق فرمول:

$$S_{ip\tau-t} = ETC_{i,p}(\Omega_t^{p}) + ETW_{i,p}(\Omega_t^{p}) - (\tau - t)h_i w^{p} d_{it}^{p}$$

به دست می‌آید، اگر Q^{r} مجموع ظرفیت باقی‌مانده‌ی وسایل نقلیه در دوره‌ی مورد بررسی باشد. در الگوریتم ۵ شبه کد رویکرد دوم الگوریتم ابتکاری پیشنهادی مربوط به زیرمسئله‌ی دوم تعریف می‌شود.

پس از حل شبه کد رویکرد دوم، شبه متغیر Δt_j^{p} نشان می‌دهد که هر مشتری عضو FD^{p} در دوره t، تا چند دوره از تقاضای دوره‌های بعد خود را پوشش می‌دهد. درنتیجه، در پایان هر دوره مقدار تحویل تقاضای هر مشتری از هر محصول محاسبه می‌شود.

۳.۱.۳. ساختار همسایگی

ایجاد تور در الگوریتم کلارک و رایت برمبنای بهینه‌سازی مقدار حمل و نقل است. بنابراین هزینه‌ی پنجره زمانی در این الگوریتم به‌دلیل این که علاوه بر فاصله زمانی مقدار تقاضا نیز در پنجره زمانی تأثیرگذار است، غیر قابل کنترل است. به این منظور ۴ ساختار همسایگی برای بهبود مجموع هزینه‌های حمل و نقل و پنجره زمانی در نظر گرفته می‌شود.

الف) ساختار همسایگی اول (جابه‌جایی خارجی)

ابتدا توری که بیش از همه دچار هزینه‌ی پنجره زمانی شده است برگزیده و با دیگر تورها یک به یک مقایسه می‌شود. در هر بار تکرار یک مشتری برگزیده از تور منتخب با مشتری برگزیده‌ی تور دیگر جابه‌جا شده و هزینه‌ی مجموع پنجره زمانی و حمل و نقل محاسبه می‌شود. اگر در این جابه‌جایی مجموع هزینه‌ی حمل و نقل و پنجره زمانی بهبود یافت، جابه‌جایی صورت گرفته ثبت می‌شود و تا جایی که تمامی منتخب‌های ممکن بررسی شود این روند ادامه پیدا می‌کند. در نهایت از بین جابه‌جایی‌های ثبت شده، جابه‌جایی که بیشترین بهبود را ایجاد کرده است جایگزین تور اولیه می‌شود. در شکل ۳ دو تکرار این ساختار نشان داده شده است.

۱- فرض کنید $D^{\max} = Q^{r}$ و $TD^{p} = FD^{p}$

۲- برای همه‌ی محصولات مشتری‌ها i عضو مجموعه TD^{p} ، فرض کنید $\Delta t_i^{p} = 1$

۳- پیدا کنید مشتری j در مجموعه TD^{p} که بزرگترین مقدار مثبت $ETC_{i,p}(\Omega_t^{p}) + ETW_{i,p}(\Omega_t^{p}) - (\tau - t)h_i w^{p} d_{it}^{p}$ را داراست.
اگر وجود نداشت از الگوریتم خارج شو

۴- اگر $D^{\max} \geq w^{p} d_{j,t+\Delta t_j}^{p}$ پس

۴-۱- $D^{\max} = D^{\max} - w^{p} d_{j,t+\Delta t_j}^{p}$

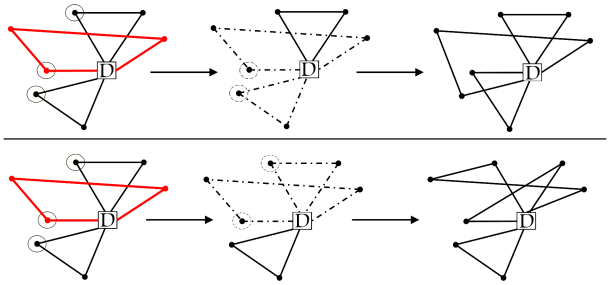
۴-۲- اضافه کنید مقدار $d_{j,t+\Delta t_j}^{p}$ را به مقدار تحویل محصول p ام مشتری j ام و بروز کنید برآورد هزینه حمل ونقل را در دوره $t + \Delta t_j$.

۴-۳- $\Delta t_j = \Delta t_j + 1$.

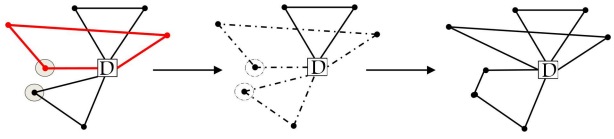
۴-۴- به مقدار تحویل مشتری، $d_{j,t+\Delta t_j}^{p}$ را اضافه کن. اگر از ظرفیت انبار مشتری تخطی کرد، محصول آن مشتری را از TD^{p} حذف کن.
پایان گزاره شرطی

۵- اگر $TD^{p} = [\,]$ پس از الگوریتم خارج شو؛در غیر این صورت برو به گام سوم.

الگوریتم ۵. شبه کد رویکرد دوم حل الگوریتم ابتکاری پیشنهادی.



شکل ۳. ساختار همسایگی اول: جابه‌جایی خارجی (دو تکرار).



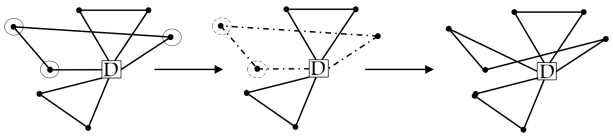
شکل ۴. ساختار همسایگی دوم: انتقال.

ب) ساختار همسایگی دوم (انتقال)

در این روش با توجه به شکل ۴، مشتریان برگزیده از توری که هزینه‌ی پنجره زمانی بیشتری دارد به مشتری کاندید تورهای دیگر منتقل می‌شود؛ اگر انتقال باعث بهبود مجموع هزینه‌های حمل و نقل و پنجره زمانی دو تور شد انتقال صورت می‌گیرد. این رویه تا بررسی همه تورهای دیگر تکرار می‌شود.

ج) ساختار همسایگی سوم (جابه‌جایی داخلی)

این ساختار در درون هر تور انجام می‌گیرد، به‌گونه‌یی که ترتیب مشتریان هر تور دو به دو با توجه به شکل ۵ جابه‌جا می‌شود؛ اگر مجموع هزینه‌های حمل و نقل و



شکل ۵. ساختار همسایگی سوم: جابه‌جایی خارجی.

پنجره زمانی بهبود یافت جایگزین می‌شود. این رویه برای همه تورهای موجود تکرار می‌شود.

د) ساختار همسایگی چهارم (معکوس)

از آنجا که هزینه‌ی مسیر بالعکس تور با مسیر اصلی آن تفاوت دارد، مسیری انتخاب می‌شود که هزینه‌ی پنجره زمانی کم‌تری داشته باشد.

۲.۳. رویکرد حل الگوریتم ژنتیک پیشنهادی

در مقیاس بزرگ، روش حل دقیق فاقد کارایی لازم برای قیاس با الگوریتم ابتکاری پیشنهادی است به‌طوری که در مدت زمان معین حل‌کننده‌ی Cplex به کران بالا دسترسی پیدا نمی‌کند. از طرفی، به‌دلیل جدید بودن مسئله‌ی مورد بررسی و نبود روش حلی برای مسئله با فرضیات طرح‌شده تا به حال، به‌منظور مقایسه‌ی الگوریتم پیشنهادی در مقیاس بزرگ، الگوریتم دیگری تحت عنوان الگوریتم فراابتکاری ژنتیک، ارائه و پیشنهاد می‌شود. رویکرد حل ژنتیک پیشنهادی در فلوچارت شکل ۶ آمده است.

۱.۲.۳. تولید کروموزوم اولیه

ابتدا ماتریسی باینری به ابعاد $(N.P \times T)$ ایجاد می‌شود که در آن N تعداد مشتریان، P تعداد محصولات مشتری و T طول دوره زمانی است که هریک از دریچه‌های (ژن‌های) این ماتریس با احتمال برابر مقدار صفر یا ۱ را می‌گیرد.

مقدار ۱ در سلول ماتریس کروموزوم در سطر $p \times i$ام در ستون jام، بیانگر آن است که محصول pام مشتری iام در دوره‌ی jام ملاقات می‌شود. در شکل ۷الف نمونه‌یی از ماتریس کروموزوم با ۲ مشتری، ۲ محصول و ۵ دوره زمانی نشان داده شده است.

۲.۲.۳. ماتریس تحویل

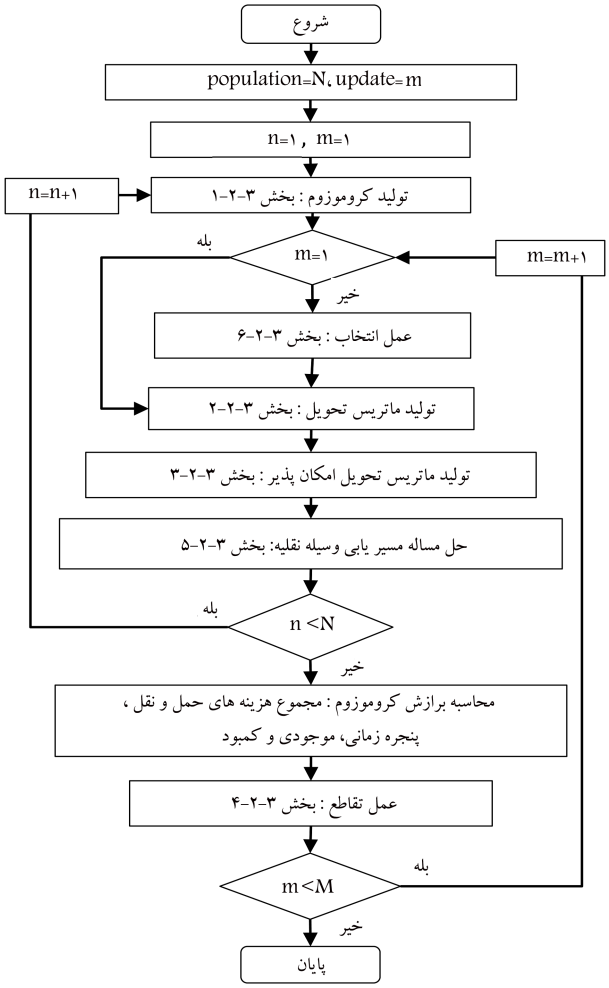
ماتریس تحویل شامل مرحله‌یی است که مقادیر باینری کروموزوم به مقادیر تحویل برای مشتری تبدیل می‌شود. در واقع سلول‌هایی که مقدارشان ۱ است، طی رویه‌یی به‌منظور تأمین تقاضای مشتریان به مقادیر تحویل تبدیل می‌شوند. رویه‌ی تحویل مشتری باید به‌گونه‌یی باشد که هم امکان تولید انباشت موجودی و هم امکان تولید کمبود موجودی وجود داشته باشد. ابتدا در هر سطر از ماتریس کروموزوم نقاط تحویل شناسایی می‌شود، بدین منظور برای هر سطر، ماتریسی برای تعیین نقاط تحویل استخراج می‌کنیم. ماتریس K_i نشانگر نقاط تحویل در سطر iام است. نقاط ۰ و $T+1$ نقاط مجازی هستند:

$$K_i = [0, k_1, k_2, \dots k_J, T+1]$$

که در آن J تعداد نقاط تحویل است. به‌طور مثال در سطر دوم ماتریس شکل ۷الف، نقاط تحویل نشانگر دوره زمانی دوم و چهارم است و ماتریس نقطه‌ی تحویل آن عبارت است از:

$$K_2 = [0, 2, 4, 6]$$

مقادیر تحویل هر سطر با توجه به مقادیر تقاضا طی گام‌های الگوریتم ۶ محاسبه می‌شود.



شکل ۶. فلوچارت کلی الگوریتم ژنتیک پیشنهادی.

۱- i=1 ، تعداد نقاط تحویل =J ، R=0 ؛

۲- $former = \sum_{t=k(i)+R+1}^{k(i+1)-1} Demand(t)$ ؛

۳- A=k(i+2) – k(i+1) ؛

۴- عدد تصادفی یکنواخت گسسته R=[0,A-1] را تولید کن ؛

۵- $delivery(k(i+1)) = \sum_{k(i+1)}^{k(i+R+1)} demand(t) + former$

۶- i= i+1 ؛ اگر i=J آنگاه به گام ۷ برو، در غیر اینصورت به گام ۲ برو؛

۷- پایان.

الگوریتم ۶. تولید ماتریس تحویل.

با توجه به کروموزوم اولیه‌ی شکل ۷الف و ماتریس تقاضا شکل ۷ب، نمونه‌یی از ماتریس تحویل را در شکل ۷ج می‌بینید. در ماتریس تحویل نمونه، محصول دوم مشتری دوم در دوره‌ی دوم ۴ واحد انباشت موجودی و در دوره چهارم ۱ واحد کمبود دارد.

۳.۲.۳. کروموزوم امکان‌پذیر ـ ماتریس تحویل امکان‌پذیر

بعد از تولید ماتریس تحویل، با توجه به فرضیات و محدودیت‌های مدل، امکان‌پذیری ماتریس تحویل از سه نقطه‌نظر بررسی می‌شود و در صورت تخطی، کروموزوم آن اصلاح می‌شود. این محدودیت‌ها عبارت‌اند از:

۱. مقادیر تحویل به هر مشتری در هر دوره، نباید از ظرفیت هر ماشین تخطی کند.

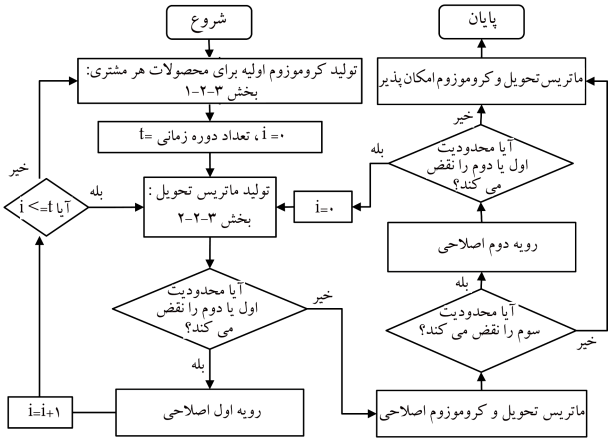
(الف)	دوره زمانی					
مشتری - محصول		۱	۲	۳	۴	۵
۱-۱		۱	۰	۱	۱	۰
۱-۲		۰	۱	۰	۱	۰
۲-۱		۱	۰	۱	۱	۱
۲-۲		۱	۱	۰	۰	۱

(ب)	دوره زمانی					
مشتری - محصول		۱	۲	۳	۴	۵
۱-۱		۲	۴	۳	۲	۵
۱-۲		۱	۴	۲	۲	۳
۲-۱		۳	۴	۱	۱	۲
۲-۲		۵	۴	۴	۱	۳

(ج)	دوره زمانی				
مشتری - محصول		۱	۲	۳	۴	۵
۱-۱		۲	۰	۷	۷	۰
۱-۲		۰	۷	۰	۲	۰
۲-۱		۳	۰	۵	۱	۲
۲-۲		۵	۸	۰	۰	۴

الف) کروموزوم اولیه؛ ب) ماتریس تقاضا؛ ج) ماتریس تحویل.

شکل ۷. ساختار کروموزوم اولیه و ماتریس‌ها در الگوریتم پیشنهادی.



شکل ۸. فلوچارت تولید ماتریس و کروموزوم امکان‌پذیر.

۲. میزان انباشت موجودی هر مشتری نباید از ظرفیت انبار هر مشتری بیشتر شود.

۳. مجموع مقادیر تحویل به مشتریان در هر دوره باید از مجموع ظرفیت وسیله‌ی نقلیه کم‌تر شود.

در شکل ۸ روند تولید کروموزوم امکان‌پذیر نشان داده شده است. برای تولید کروموزوم امکان‌پذیر از دو فرایند تو در تو استفاده شده است. ابتدا در هر تکرار، برای محصولات هر مشتری کروموزوم اولیه تولید می‌شود و سپس تولید ماتریس تحویل انجام می‌شود. اگر شرایط محدودیت ۱ یا ۲ برقرار نشد آنگاه رویه‌ی اول اصلاحی اعمال می‌شود. این فرایند برای تمام مشتریان و تا زمانی که کروموزوم اصلاحی اولیه ایجاد شود تکرار می‌شود. در فرایند دوم، محدویت ۳ مورد بررسی قرار می‌گیرد. براساس کروموزوم اصلاحی اولیه، ماتریس تحویل ایجاد می‌شود. چنانچه مجموع مقادیر تحویل در هر دوره از مجموع ظرفیت وسایل نقلیه تخطی کند، رویه‌ی دوم اصلاحی اعمال می‌شود. در پایان اگر تمامی محدودیت‌ها اصلاح شد کروموزوم امکان‌پذیر و متناظر با آن ماتریس تحویل امکان‌پذیر تولید می‌شود؛ اما اگر پس از رویه‌ی اصلاحی دوم محدودیت ۱ و ۲ مجدداً نقض شود، فرایند اول و دوم تا به دست آوردن ماتریس تحویل و کروموزوم امکان‌پذیر ادامه می‌یابد. در ادامه، رویه‌ی اول و دوم اصلاحی به‌ترتیب در الگوریتم‌های ۷ و ۸ مشاهده می‌شود.

۴.۲.۳. عملگر تقاطع

برای تولید نسل جدید به عملگر تقاطع نیاز داریم. ماتریس تقاطع در الگوریتم پیشنهادی ژنتیک یک ماتریس تصادفی باینری $n \times ۱$ است که در آن n طول سطرهای ماتریس کروموزوم است. اگر درایه‌ی سطر iام از ماتریس تقاطع ۱ باشد کل سطر iام ماتریس والد ۱ به سطر iام ماتریس فرزند ۱ و کل سطر ماتریس iام

۱- از کروموزوم موجود، ستون هایی که محدودیت اول یا دوم در آن نقض گردید، شناسایی شود و در a قرار بده؛

۲- به طور تصادفی یکی از درایه های a را انتخاب کن و در b قرار بده؛

۳- سطر بیشینه تحویل ستون b را در c قرار بده.

۴- به طور تصادفی یکی از سلول های سطر c که مقدار صفر دارد، به یک تبدیل کن؛

۵- کروموزوم ایجاد شده جایگزین کروموزوم قبلی شود.

۶- پایان

الگوریتم ۷. رویه‌ی اول اصلاحی.

۱- از کروموزوم موجود، شماره ستون هایی که محدودیت سوم را نقض می کند، شناسایی و در A قرار بده؛ اگر A وجود نداشت به گام ۵ برو

۲- برای همه اعضای مجموعه A، انجام بده؛

۲-۱- درایه کروموزوم ستون عضو A که بیشینه مقدار در ماتریس تحویل اصلاحی را داراست تبدیل به صفر کن و به تصادف، یک درایه از همان سطر را یک کن.

پایان تکرار گام ۲

۳- کروموزوم جدید، جایگزین کروموزوم قبلی شد.

۴- به گام ۱ برو

۵ - پایان

الگوریتم ۸. رویه‌ی دوم اصلاحی.

جدول ۱. ماتریس تخصیص.

کاندید ۱	کاندید ۲	کاندید ۳	کاندید ۴	کاندید ۵	کاندید ۶
۱	۲	۲	۱	۲	۲

ماتریس والد ۲ به سطر iام ماتریس فرزند ۲ منتقل می‌شود. بالعکس، اگر درایه‌یی صفر باشد، پس از آن که به تعداد جمعیت پیش‌فرض کروموزوم امکان‌پذیر تولید شد، عمل تقاطع روی والدین صورت می‌گیرد، به‌طوری که از هر دو والد انتخابی دو فرزند تولید می‌شود. انتخاب والد به‌منظور عمل تقاطع به برازندگی آنها وابسته است. اگر برازندگی والدین را به‌صورت صعودی مرتب کنیم، احتمال انتخاب iامین والد از طریق فرمول زیر محاسبه می‌شود (N تعداد جمعیت والد است):

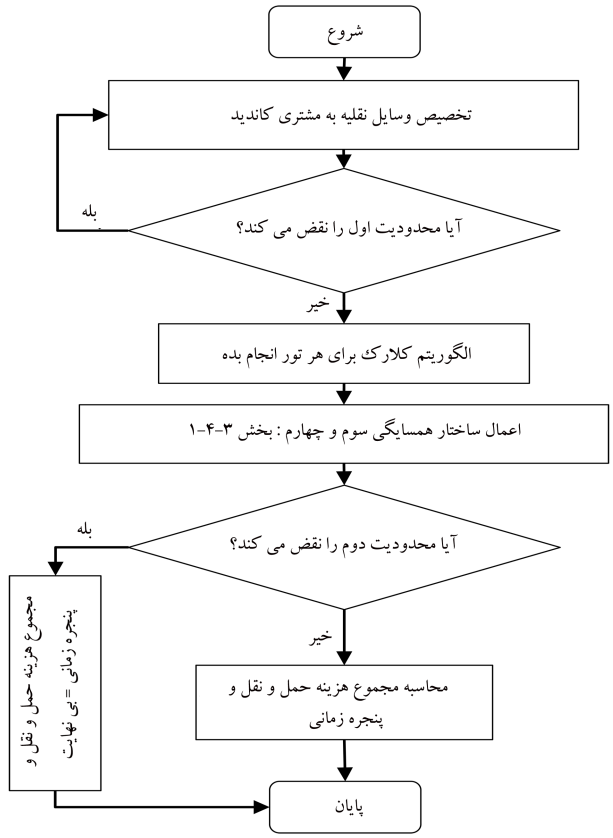
$$P(i) = ۲ \times i/(N) \times (N + ۱)$$

برای محاسبه‌ی برازندگی، ابتدا باید مسیریابی وسایل نقلیه تعیین شود.

۵.۲.۳. زیرمسئله: مسیریابی وسیله‌ی نقلیه

پس از ایجاد کروموزوم امکان‌پذیر و ماتریس تحویل مربوط به آن، معلوم می‌شود که در هر دوره‌ی زمانی چه محصولاتی از مشتریان و به چه اندازه باید تأمین شود. همچنین هزینه‌های موجودی و کمبود قابل محاسبه است. اما برای تعیین نوع توالی و زمان ملاقات مشتریان از هیوریستیک کلارک و رایت استفاده شود. برای تخصیص وسیله‌ی نقلیه به محصولات مشتریانی که کاندید تحویل تقاضا هستند یک ماتریس تخصیص سطری به صورت جدول ۱ ایجاد می‌کنیم (فرض می‌شود دو وسیله‌ی نقلیه در دسترس است).

به‌طور مثال تقاضای کاندید اول و چهارم از طریق وسیله‌ی نقلیه‌ی اول تأمین



شکل ۹. فلوچارت حل زیرمسئله‌ی مسیریابی وسیله‌ی نقلیه.

می‌شود. تخصیص ماشین‌ها به‌طور تصادفی ایجاد شده است. در این زیرمسئله دو محدودیت وجود دارد:

۱. محدویت ماشین: ممکن است ماتریس تخصیص به‌گونه‌یی برای مشتریان برگزیده ایجاد شود که از ظرفیت ماشین تخطی کند.

۲. محدودیت پنجره‌ی زمانی: این محدویت زمانی رخ می‌دهد که مدت زمان طی شده در تور بیش از بازه زمانی ۱ روز کامل کاری باشد.

روند حل این زیرمسئله به صورت فلوچارت در شکل ۹ آمده است.

۶.۲.۳. انتخاب

پس از عملگر تقاطع و تولید فرزندان به تعداد والدین، برای ثابت نگه‌داشتن جمعیت، نیازمند عملگر انتخاب هستیم. در عملگر انتخاب از میان جمعیت والدین و فرزندان، به تعداد جمعیت اولیه، آنهایی را که برازندگی بیشتری دارند انتخاب می‌کنیم و جمعیت اولیه را به‌روز می‌کنیم. در این صورت ترکیبی از والدین و فرزندان تشکیل‌دهنده‌ی نسل جدید است.

۴. آزمایش عددی

به‌منظور کارایی الگوریتم ابتکاری پیشنهادی، دو سناریو برای حل مدل در ابعاد مختلف تعریف می‌شود. الگوریتم پیشنهادی با نرم‌افزار MATLAB کدنویسی شده است. سپس در مقیاس کوچک و متوسط با مدل خطی ارائه‌شده در بخش قبل از طریق نرم‌افزار GAMS نسخه‌ی ۲۳٫۵ با حل‌کننده‌ی Cplex و در مقیاس بزرگ با الگوریتم ژنتیک پیشنهادی که با نرم‌افزار MATLAB کد شده، مقایسه می‌شود. تمام آزمایش‌های صورت گرفته در این مقاله در رایانه‌یی با مشخصات پردازنده Core i3 ۲٫۹۳GHz و با ۳٫۰۰ GB RAM انجام شده است.

در دو سناریو، هر سناریو ۲۰ مسئله‌ی نمونه برای ارزیابی کارایی الگوریتم پیشنهادی طراحی می‌شود. در هر دو سناریو مشتریان به‌صورت یکنواخت در یک محیط ۲۰ × ۲۰ پخش می‌شوند و در مرکز آن انبار قرار می‌گیرد. هزینه‌های نگه‌داری با توزیع نرمال با میانگین ۰٫۱ و انحراف از معیار ۰٫۰۲ ایجاد می‌شود و ظرفیت انبار محلی هر مشتری ۱۲۰ واحد کالاست. مقدار ثابت هزینه‌ی استفاده از وسیله‌ی نقلیه ۱۰ واحد است. هزینه‌ی هر واحد دیرکرد تقاضای محصولات ۰٫۱۵ بر واحد ساعت زمانی است. محدوده‌ی پنجره‌ی زمانی، $t\,\mathrm{lim}$ ۶ ساعت است. همچنین فرض می‌شود طول ساعت کاری در هر دوره ($t\,\max$) برابر ۱۶ ساعت باشد.

در سناریوی اول هزینه‌ی حمل و نقل بر واحد مسافت برابر ۱ است. هزینه‌ی هر واحد فروش عقب‌افتاده دارای میانگین ۵ و انحراف از معیار ۰٫۵ است و مقدار میانگین وزنی تقاضای محصولات هر مشتری به‌صورت یکنواخت بین ۲۵ تا ۵۰ واحد در روز است. در سناریوی دوم هزینه‌ی حمل و نقل بر واحد مسافت برابر ۲ است. هزینه‌ی هر واحد فروش عقب‌افتاده دارای میانگین ۳ و انحراف از معیار ۰٫۵ است و مقدار میانگین وزنی تقاضای محصولات هر مشتری به‌صورت یکنواخت بین ۵ تا ۵۰ واحد در روز است. در هر سناریو تعداد مشتری در پنج سطح ۵، ۱۰، ۱۵، ۲۰ و ۲۵، تعداد دوره در دو سطح ۵ و ۷، و تعداد وسیله‌ی نقلیه در دو سطح ۱ و ۲ مورد بررسی قرار می‌گیرد. در پنج سطح مشتری، ظرفیت وسیله‌ی نقلیه در سناریوی اول به‌ترتیب ۵۰۰، ۱۰۰۰، ۱۵۰۰، ۲۰۰۰ و ۲۵۰۰ و در سناریوی دوم ۱۵۰، ۳۰۰، ۴۵۰، ۶۰۰ و ۷۵۰ است. در هر دو سناریو و در تمام ابعاد مسئله، دو محصول با اوزان به‌ترتیب ۰٫۲۵ و ۰٫۷۵ هستند.

۱.۴. شاخص‌های کارایی

در مقیاس کوچک و متوسط، به‌منظور مقایسه‌ی الگوریتم پیشنهادی با روش حل دقیق از سه شاخص کارایی مورد استفاده محققین پیشین[۲۵] استفاده می‌شود. از آنجا که حل مسئله با پیچیدگی NP-Hard با روش دقیق معمولاً به جواب بهینه منتهی نمی‌شود، یک حد پایین (LB)[۸] و یک حد بالا (UB)[۹] برای آنها در نظر گرفته می‌شود. یکی از شاخص‌های تشخیص کارایی «شاخص سختی» است که پیچیدگی مسئله را ارزیابی می‌کند. دیگر شاخص تشخیص کارایی مسئله «نزدیکی» است و مقادیر بین ۰ تا ۱ را می‌پذیرد. شاخص نزدیکی فاصله‌ی نسبی نتیجه‌ی الگوریتم پیشنهادی (Result) را نسبت به مقدار حد پایین روش دقیق می‌سنجد. آخرین شاخص مورد بررسی در این مقاله شاخص «صرفه‌جویی» است؛ هرقدر فاصله‌ی نتیجه‌ی الگوریتم از حد بالای مسئله بیشتر داشته باشد میزان صرفه‌جویی بیشتر است و به سمت مقدار ۱ میل می‌کند. فرمول کلی شاخص‌ها عبارت است از:

$$\text{درصد سختی} = (\mathrm{UB}-\mathrm{LB})/\mathrm{UB}\times ۱۰۰$$

$$\text{درصد نزدیکی} = (\mathrm{Result}-\mathrm{LB})/\mathrm{Result}\times ۱۰۰$$

$$\text{درصد صرفه‌جویی} = (\mathrm{UB}-\mathrm{Result})/\mathrm{UB}\times ۱۰۰$$

۲.۴. نتایج عددی

در جدول‌های ۲ تا ۵ نتایج عددی در ستون مسائل نمونه، دو شماره اول تعداد مشتریان، دو شماره دوم تعداد دوره زمانی و دو شماره بعدی تعداد وسیله‌ی نقلیه را نشان می‌دهد و شماره انتهایی نشان‌گر شماره سناریوی مسائل نمونه است. در دو

جدول ۲. نتایج عددی حل دقیق و الگوریتم ابتکاری پیشنهادی (سناریوی اول).

زمان (ثانیه)	درصد شاخص‌ها			نتایج الگوریتم				حل کننده Cplex		مسایل نمونه (سناریو اول)
	صرفه‌جویی	نزدیکی	سختی	هزینه‌ی کل	هزینه‌ی دیرکرد	هزینه‌ی حمل و نقل	هزینه‌ی کمبود	هزینه‌ی نگه‌داری	حدبالا	حدپایین	
۱	−۸٫۳	۷٫۶	۰	۲۲۳	۰	۱۵۸	۰	۶۵	۲۰۶	۲۰۶	۱ – ۰۵۰۵۰۱
۱	۴٫۲	۰٫۵	۴٫۵	۲۰۷	۰	۱۴۷	۰	۶۰	۲۱۶	۲۰۶	۱ – ۰۵۰۵۰۲
۲	۰٫۴	۱٫۱	۱٫۳	۲۷۸	۰	۲۱۵	۰	۶۳	۲۷۹	۲۷۵	۱ – ۰۵۰۷۰۱
۳	۱٫۸	۷٫۸	۹٫۵	۳۲۱	۰	۲۵۷	۰	۶۴	۳۲۷	۲۹۶	۱ – ۰۵۰۷۰۲
۶	−۱۱٫۵	۱۰	۰	۳۶۰	۰	۲۳۶	۰	۱۲۴	۳۲۳	۳۲۳	۱ – ۱۰۰۵۰۱
۸	۵٫۸	۵٫۵	۱۰٫۹	۲۹۳	۰	۱۹۷	۰	۹۶	۳۱۱	۲۷۷	۱ – ۱۰۰۵۰۲
۱۰	۳٫۱	۴٫۸	۷٫۷	۴۳۹	۰	۳۲۷	۰	۱۱۲	۴۵۳	۴۱۸	۱ – ۱۰۰۷۰۱
۱۱	۵٫۴	۱۵	۱۹٫۶	۴۷۷	۰	۳۵۱	۰	۱۲۶	۵۰۴	۴۰۵	۱ – ۱۰۰۷۰۲
۱۲	۰٫۷	۱۴	۱۴٫۵	۴۱۸	۰	۲۷۹	۰	۱۳۹	۴۲۱	۳۶۰	۱ – ۱۵۰۵۰۱
۱۱	۳۱٫۶	۹٫۸	۳۸٫۳	۴۲۰	۰	۲۷۵	۰	۱۴۵	۶۱۴	۳۷۹	۱ – ۱۵۰۵۰۲
۱۲	۱۳٫۱	۱۳	۲۴٫۲	۵۵۳	۰	۳۵۵	۰	۱۹۸	۶۳۶	۴۸۲	۱ – ۱۵۰۷۰۱
۱۹	۱۰۰	۱۷	۱۰۰	۶۰۰	۰	۴۰۹	۰	۱۹۱	بی‌نهایت	۴۹۷	۱ – ۱۵۰۷۰۲

جدول ۳. نتایج عددی حل دقیق و الگوریتم ابتکاری پیشنهادی (سناریوی دوم).

زمان (ثانیه)	درصد شاخص‌ها			نتایج الگوریتم				حل کننده Cplex		مسایل نمونه (سناریو دوم)
	صرفه‌جویی	نزدیکی	سختی	هزینه‌ی کل	هزینه‌ی دیرکرد	هزینه‌ی حمل و نقل	هزینه‌ی کمبود	هزینه‌ی نگه‌داری	حدبالا	حدپایین	
۷	−۱٫۹	۱٫۹	۰	۸۹۹	۰	۷۱۸	۰	۱۸۱	۸۸۲	۸۸۲	۲ – ۰۵۰۵۰۱
۱۰	۰	۴٫۶	۴٫۵	۵۵۲	۰	۵۰۵	۰	۴۷	۵۵۲	۵۲۷	۲ – ۰۵۰۵۰۲
۱۱	۰٫۵	۲٫۲	۲٫۶	۵۳۴	۰	۴۴۸	۰	۸۶	۵۳۶	۵۲۲	۲ – ۰۵۰۷۰۱
۱۱	۱۶٫۷	۱۹٫۸	۳۳٫۲	۹۱۶	۰	۷۶۴	۰	۱۵۲	۱۱۰۰	۷۳۵	۲ – ۰۵۰۷۰۲
۱۲	−۸٫۱	۱۳٫۹	۶٫۹	۶۱۰	۰	۴۷۸	۱۰۵	۲۷	۵۶۴	۵۲۵	۲ – ۱۰۰۵۰۱
۲۹	۲۰٫۱	۶٫۳	۲۵٫۲	۹۳۲	۱	۵۲۰	۳۹۱	۲۰	۱۱۶۷	۸۷۳	۲ – ۱۰۰۵۰۲
۲۹	۲٫۴	۷٫۵	۹٫۷	۸۲۶	۱۰	۷۰۵	۸۸	۳۴	۸۴۶	۷۶۴	۲ – ۱۰۰۷۰۱
۷۱	۸٫۷	۱۳	۲۰٫۵	۹۳۴	۳	۶۴۶	۲۴۳	۴۶	۱۰۲۳	۸۱۳	۲ – ۱۰۰۷۰۲
۴۹	۲۲٫۵	۲۳٫۴	۴۰٫۶	۱۰۳۲	۱۳۶	۶۷۲	۳۲۸	۳۲	۱۳۳۱	۷۹۰	۲ – ۱۵۰۵۰۱
۷۷	۲۲٫۹	۸	۲۹	۷۰۲	۴۳	۶۰۷	۳۶	۵۹	۹۱۰	۶۴۶	۲ – ۱۵۰۵۰۲
۶۶	۳۰٫۶	۳۱٫۴	۵۲٫۴	۱۱۵۷	۳۷	۸۵۸	۱۶۷	۱۳۲	۱۶۶۸	۷۹۴	۲ – ۱۵۰۷۰۱
۸۶	۵۳٫۸	۷٫۷	۵۷٫۴	۹۶۸	۸۲	۸۹۸	۰	۷۰	۲۰۹۵	۸۹۳	۲ – ۱۵۰۷۰۲

جدول ۴. نتایج عددی الگوریتم ابتکاری و ژنتیک پیشنهادی (سناریوی اول).

زمان (ثانیه)	نتایج الگوریتم ژنتیک پیشنهادی			نتایج الگوریتم ابتکاری پیشنهادی			مسایل نمونه (سناریو اول)
	هزینه‌ی کل	مجموع هزینه‌ی دیرکرد و حمل و نقل	مجموع هزینه‌ی نگه‌داری و کمبود	زمان (ثانیه)	هزینه‌ی کل	مجموع هزینه‌ی دیرکرد و حمل و نقل	مجموع هزینه‌ی نگه‌داری و کمبود	
۲۵۱	۸۵۹	۵۵۱	۳۰۸	۵۳	۸۳۲	۵۳۲	۳۰۰	۱ – ۲۰۰۵۰۱
۲۲۱	۹۰۱	۵۷۱	۳۳۰	۶۱	۸۴۹	۵۲۸	۳۲۱	۱ – ۲۰۰۵۰۲
۳۷۱	۹۷۹	۶۳۱	۳۴۸	۹۱	۹۶۷	۶۱۱	۳۵۶	۱ – ۲۰۰۷۰۱
۳۹۵	۹۹۰	۵۹۹	۳۹۱	۸۹	۹۸۳	۶۰۰	۳۸۳	۱ – ۲۰۰۷۰۲
۵۵۸	۱۱۵۹	۶۷۹	۴۸۰	۱۲۱	۱۱۱۷	۶۵۱	۴۶۶	۱ – ۲۵۰۵۰۱
۵۲۸	۱۱۶۹	۷۰۰	۴۶۹	۱۳۸	۱۰۹۰	۶۶۰	۴۳۰	۱ – ۲۵۰۵۰۲
۶۹۱	۱۲۵۲	۷۹۲	۴۶۰	۲۱۱	۱۱۸۹	۷۱۱	۴۷۸	۱ – ۲۵۰۷۰۱
۷۰۱	۱۲۷۶	۷۹۵	۴۸۱	۱۹۷	۱۱۹۸	۷۳۱	۴۶۷	۱ – ۲۵۰۷۰۲

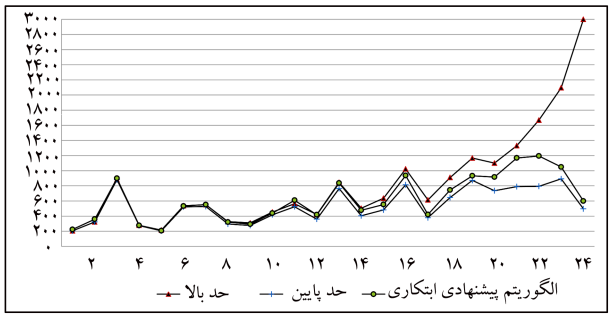
جدول ۵. نتایج عددی الگوریتم ابتکاری و ژنتیک پیشنهادی (سناریوی دوم).

مسایل نمونه (سناریو دوم)	نتایج الگوریتم ابتکاری پیشنهادی			نتایج الگوریتم ژنتیک پیشنهادی		
	مجموع هزینه‌ی نگه‌داری و کمبود	مجموع هزینه‌ی حمل و نقل	هزینه‌ی کل	زمان (ثانیه)	مجموع هزینه‌ی نگه‌داری و کمبود	مجموع هزینه‌ی دیرکرد و حمل و نقل	هزینه‌ی کل	زمان (ثانیه)
۲ – ۲۰۰۵۰۱	۳۷۸	۹۹۱	۱۳۶۹	۲۰۱	۳۶۰	۱۰۳۲	۱۳۹۲	۳۲۰
۲ – ۲۰۰۵۰۲	۳۵۰	۹۰۰	۱۲۵۰	۲۱۴	۳۵۵	۹۲۳	۱۲۷۸	۳۵۱
۲ – ۲۰۰۷۰۱	۲۱۱	۱۱۶۴	۱۳۷۵	۲۷۴	۲۰۷	۱۱۹۹	۱۴۰۶	۴۰۲
۲ – ۲۰۰۷۰۲	۴۵۱	۱۰۰۸	۱۴۵۹	۲۵۴	۴۰۰	۱۰۶۷	۱۴۶۷	۴۳۲
۲ – ۲۵۰۵۰۱	۲۴۹	۱۵۳۴	۱۷۸۳	۳۴۱	۳۸۰	۱۴۵۱	۱۸۳۱	۶۰۰
۲ – ۲۵۰۵۰۲	۵۳۳	۱۴۰۱	۱۹۳۴	۳۳۱	۵۱۱	۱۳۹۵	۱۹۰۶	۵۷۸
۲ – ۲۵۰۷۰۱	۲۹۹	۱۳۹۷	۱۶۹۶	۳۶۱	۳۴۰	۱۳۷۶	۱۷۱۶	۷۹۰
۲ – ۲۵۰۷۰۲	۴۴۷	۱۳۶۷	۱۸۱۴	۳۷۵	۴۸۱	۱۳۹۲	۱۸۷۳	۸۱۱

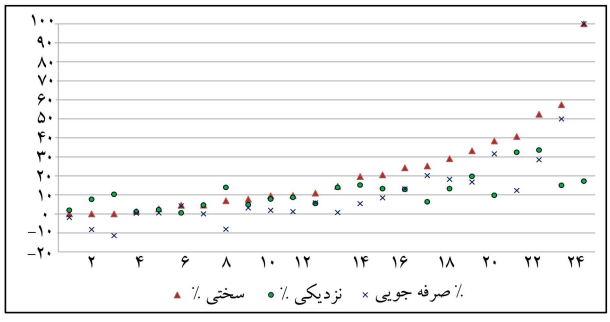
جدول ۲ و ۳ شاهد دوازده نمونه مسئله‌ی کوچک و متوسط، به‌منظور مقایسه‌ی نتایج الگوریتم ابتکاری پیشنهادی با روش حل دقیق و محاسبه‌ی شاخص‌های کارایی هستید.

در بیشتر مسائل نمونه، نتایج الگوریتم ابتکاری پیشنهادی، بین جواب‌های حد بالا و پایین مدل خطی مسئله‌ی مسیریابی موجودی چندمحصولی با هزینه‌ی کمبود و پنجره زمانی با استفاده از حل‌کننده‌ی Cplex در محیط نرم‌افزاری GAMS قرار گرفته است (شکل ۱۰). برای تحلیل بیشتر نتایج الگوریتم ابتکاری پیشنهادی در مقیاس کوچک و متوسط، شاخص‌های کارایی محاسبه شده در جدول ۲ و ۳ به‌ترتیب صعودی شاخص سختی مسئله با روش حل دقیق ترسیم شد (شکل ۱۱).

چنان که مشاهده می‌کنید، ارزیابی‌ها حاکی از آن است که الگوریتم ابتکاری پیشنهادی با توجه به تابع هدف و زمان حل در مقیاس کوچک و متوسط در مقایسه با روش حل دقیق دارای کیفیت مطلوبی است.



شکل ۱۰. مقایسه‌ی الگوریتم ابتکاری پیشنهادی با کران‌های Cplex.



شکل ۱۱. مقایسه‌ی الگوریتم پیشنهادی با روش دقیق از طریق شاخص‌های کارایی.

در الگوریتم ژنتیک پیشنهادی دو پارامتر تعداد جمعیت و تعداد تکرار نسل (به‌روزرسانی) تعیین پارامتر شدند. هر پارامتر در چهار سطح مورد ارزیابی قرار گرفت؛ پارامترهای پاسخ، مقدار تابع هدف و زمان اجرای الگوریتم است. با توجه به نتایج آزمایش با روش طرح فاکتوریل کامل، تعداد پارامتر جمعیت ۱۰۰ و تعداد تکرار نسل ۵۰ در نظر گرفته شد. نتایج الگوریتم سازنده‌ی پیشنهادی در مقیاس بزرگ و مقایسه‌ی آن با الگوریتم ژنتیک پیشنهادی در دو سناریو در جدول ۴ و ۵ آورده شده است.

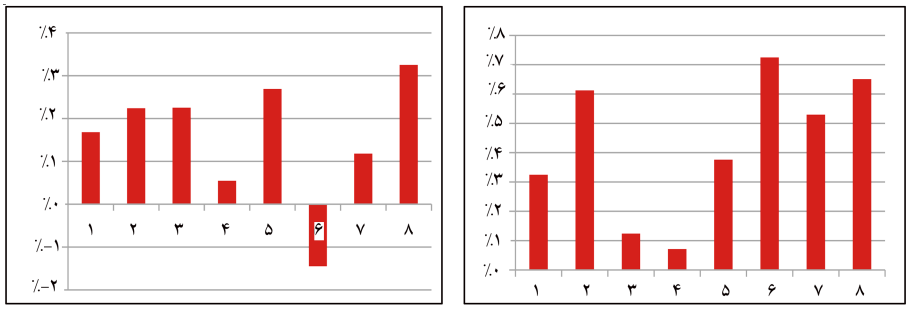
به‌منظور ارزیابی نتایج عددی الگوریتم ابتکاری پیشنهادی سازنده نسبت به الگوریتم ژنتیک پیشنهادی در مقیاس بزرگ، میزان درصد انحراف الگوریتم ژنتیک از الگوریتم ابتکاری سازنده پیشنهادی را برای تابع هدف و زمان حل مسئله در شکل‌های ۱۲ و ۱۳ ارائه‌کرده‌ایم.

چنان‌که مشاهده می‌شود الگوریتم ابتکاری سازنده (الگوریتم پیشنهادی) نسبت به الگوریتم ژنتیک پیشنهادی، تقریباً در تمامی نمونه‌های مسائل سناریوی اول و دوم در مقیاس بزرگ، هم از لحاظ تابع هدف و هم از لحاظ زمان حل مسئله، برتری داشته است.

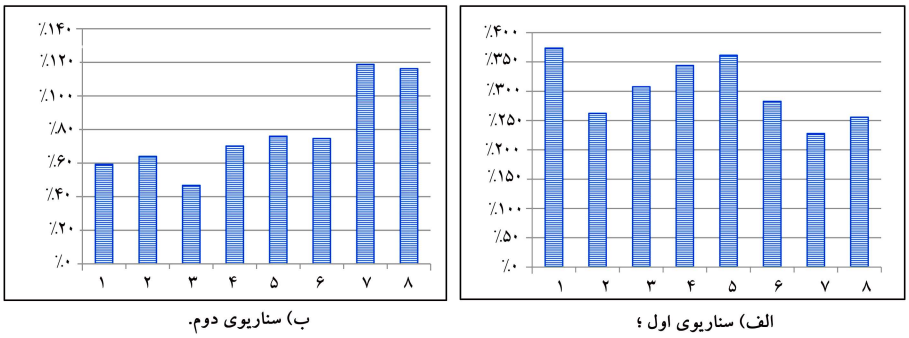
۵. نتیجه‌گیری و پیشنهادات آتی

در این نوشتار مدل مسیریابی موجودی چندمحصولی ـ چنددوره‌یی کمبوددار با پنجره‌ی زمانی ارائه‌شد. از ویژگی‌های مدل پیشنهادی می‌توان به درنظرگیری هم‌زمان امکان سفارش عقب افتاده و هزینه‌های مرتبط با آن، هزینه‌های دیرکرد تحت عنوان هزینه‌ی پنجره‌ی زمانی و هزینه‌های حمل و نقل و نگه‌داری موجودی در قالب یک مدل برنامه‌ریزی خطی ترکیبی با عدد صحیح کارآمد اشاره کرد. همچنین ویژگی چندمحصولی بودن تقاضای هر مشتری که در مطالعات پیشین کم‌تر به آن توجه شده بود به مدل اضافه شد.

از آنجا که مسئله‌ی مذکور از نظر پیچیدگی در زمره‌ی مسائل NP-Hard قرار می‌گیرد، برای حل آن الگوریتمی ابتکاری طی دو سناریو جداگانه پیشنهاد شد. در نظرگیری سناریوهای مختلف، با هدف ارزیابی قابلیت انعطاف‌پذیری تابع هدف در مواجهه با شرایط مختلف ایجاد شد. برای نشان دادن توانایی‌های حل الگوریتم در مسئله‌ی مورد بررسی، تعداد ۲۰ مسئله‌ی نمونه برای هر سناریو حل و نتایج حاصل از آن نشان داده شد. به‌دلیل ماهیت پیچیده‌ی مدل، مسائل نمونه را به دو مقیاس (کوچک و متوسط) و (بزرگ) تقسیم کردیم. در این‌صورت اگر تعداد



شکل ۱۲. درصد انحراف تابع هدف الگوریتم ژنتیک پیشنهادی از الگوریتم ابتکاری پیشنهادی.



شکل ۱۳. درصد انحراف زمان اجرای الگوریتم ژنتیک پیشنهادی از الگوریتم ابتکاری پیشنهادی.

مشتریان بیش از ۱۵ عدد شود در زمره‌ی مسائل پیچیده و دارای مقیاس بزرگ قرار می‌گیرد.

برای ارزیابی کارایی الگوریتم پیشنهادی در تولید جواب‌های باکیفیت، در مقیاس کوچک و متوسط دو روش پیشنهاد شد. نتایج حاصل از الگوریتم پیشنهادی، با نتایج حل مدل برنامه‌ریزی خطی معرفی شده توسط حل‌کننده‌ی Cplex در محیط نرم‌افزار GAMS مقایسه شد. در روش اول نتایج الگوریتم پیشنهادی نسبت به قرارگیری در محدوده‌ی کران‌های بالا و پایین تولیدی حل‌کننده Cplex در نظرگرفته شد، که اکثر جواب‌ها در محدوده‌ی مذکور قرار گرفت. در روش دوم با تعریف سه شاخص کارایی، جواب‌ها در قالب هریک از شاخص‌ها آزموده شد که نتایج حاصله گویای کیفیت مطلوب آنها در مقیاس کوچک و متوسط است. اما در مقیاس بزرگ برای ارزیابی الگوریتم پیشنهادی، الگوریتم دیگری تحت عنوان الگوریتم ژنتیک پیشنهادی ارائه‌شد که نتایج حاصله گویای کیفیت مطلوب الگوریتم ابتکاری سازنده (الگوریتم پیشنهادی) در مقیاس بزرگ نیز هست.

اگرچه در مدل پیشنهادی توسعه‌یافته و الگوریتم حل پیشنهادی، با در نظرگیری مفروضات گوناگون و اضافه کردن ویژگی‌های خاص، سعی شد مسئله‌ی مورد بررسی به فضای عملی نزدیک‌تر شود و در عین حال با رویکرد خطی‌سازی از پیچیدگی آن کاسته شود، به‌علت گستردگی زمینه‌ی مورد بررسی امکان بازنگری یا افزودن ویژگی‌های دیگر نیز وجود دارد. یکی از مفروضاتی که در مدل پیشنهادی اعمال شد، عدم وجود شکست در تحویل تقاضاست. اگرچه این رویکرد به خطی‌سازی مسئله کمک می‌کند اما مسئله را از فضای عملی کمی دور می‌کند. بررسی رویکردهایی برای رفع این نقیصه از مباحثی است که می‌توان در مطالعات آتی بررسی کرد.

پانوشت‌ها

1. inventory routing problem
2. vehicle routing problem
3. travel salesman problem
4. vendor-managed inventory
5. maximum level policy
6. infeasible
7. constructive heuristic
8. lower bound
9. upper bound

منابع (References)

1. Karp, R.M., *Reducibility Among Combinatorial Problems*, in Complexity of Computer Computations, R.E. Miller and J.W. Thatcher, Eds., Plenum Press, New York, pp. 85-104 (1972).

2. Bell, W.J., Dalberto, L.M., Fisher, M.L., Greeneld, A.J., Jaikumar, R., Kedia, P., Mack, R.G. and Prutzman. P.J. "Improving the distribution of industrial gases with an on-line computerized routing and scheduling optimizer", *Interfaces,* **13**(6), pp. 4-23 (1983).
3. Federgruen, A. and Zipkin, P.H. "A combined vehicle-routing and inventory allocation problem", *Operations Research*, **32**(5), pp. 1019-1037 (1984).
4. Fisher, M.L. and Jaikumar, R. "A generalized assignment heuristic for vehicle-routing", *Networks*, **11**(2), pp. 109-124 (1981).
5. Blumenfeld, D.E., Burns, L.D., Diltz, J.D. and Daganzo, C.F. "Analyzing trade-offs between transportation, inventory and production costs on freight networks", *Transportation Research Part B: Methodological,* **19**(5), pp. 361-380 (1985).
6. Burns, L.D., Hall, R.W., Blumenfeld, D.E. and Daganzo, C.F. "Distribution strategies that minimize transportation and inventory costs", *Operations Research*, **33**(3), pp. 469-490 (1985).
7. Anily, S. and Federgruen, A. "One warehouse multiple retailer systems with vehicle routing costs", *Management Science,* **36**(1), pp. 92-114 (1990).
8. Ronen, D. "Ship scheduling: The last decade", *European Journal of Operational Research*, **71**(3), pp. 325-333 (1993).
9. Christiansen, M., Fagerholt, K. and Ronen, D. "Ship routing and scheduling: Status and perspectives", *Transportation Science*, **38**(1), pp. 1-18 (2004).
10. Christiansen, M., Fagerholt, K., Nygreen, B., and Ronen, D. "Maritime transportation", In C. Barnhart and G. Laporte Editors, *Transportation Handbooks in Operations Research and Management Science*, North-Holland, Amsterdan, **14**, pp. 189-284 (2007).
11. Alegre, J., Laguna, M. and Pacheco. J. "Optimizing the periodic pick-up of raw materials for a manufacturer of auto parts", *European Journal of Operational Research*, **179**(3), pp. 736-746 (2007).
12. Dror, M., Ball, M.O. and Golden, B.L. "A computational comparison of algorithms for the inventory routing problem", *Annals of Operations Research*, **4**(1-4), pp. 3-23 (1985).
13. Dror, M. and Levy, L. "A vehicle routing improvement algorithm comparison of a 'greedy' and a matching implementation for inventory routing", *Computers & Operations Research*, **13**(1), pp. 33-45 (1986).
14. Abdelmaguid, T.F. "Heuristic approaches for the integrated inventory distribution problem", Ph.D. Dissertation, University of Southern California, Los Angeles (2004).
15. Abdelmaguid, T.F., Dessouky, M.M. and Ordonez, F. "Heuristic approaches for the inventory-routing problem with backlogging", *Computers & Industrial Engineering*, **56**(4), pp. 1519-1534 (2009).
16. Speranza, M.G. and Ukovich, W. "Minimizing transportation and inventory costs for several products on a single link", *Operations Research*, **42**(5), pp. 879-894 (1994).
17. Speranza, M.G. and Ukovich, W. "An algorithm for optimal shipments with given frequencies", *Naval Research Logistics,* **43**(5), pp. 655-671 (1996).
18. Bertazzi, L., Speranza, M.G. and Ukovich, W. "Minimization of logistic costs with given frequencies", *Transportation Research Part B: Methodological,* **31**(4), pp. 327-340 (1997).
19. Carter, M.W., Farvolden, J.M., Laporte, G. and Xu. J. "Solving an integrated logistics problem arising in grocery distribution", *INFOR*, **34**(4), pp. 290-306 (1996).
20. Popovic, D. Vidovic, M. and Radivojevic, G. "Variable neighborhood search heuristic for the inventory routing problem in fuel delivery", *Expert Systems with Applications,* **39**(18), pp. 13390-13398 (2012).
21. Ramkumar, P., Subramanian, T., Narendran, and Ganesh, K. "Mixed integer linear programming model for multi-commodity multi-depot inventory routing problem", OPSEARCH, Forthcoming, doi: 10.1007/s12597-012-0087-0. (2012).
22. Lio, S.-C. and Lee, W.-T. "A heuristic method for the inventory routing problem with time windows", *Expert Systems with Application,* **38**(10),pp. 13223-13231 (2011).
23. Silver, E.A. "An overview of heuristic solution methods", *Journal of the Operational Research Society,* **55**(9), pp. 936-956 (2004).
24. Clarke, G. and Wright, J.W. "Scheduling of vehicles from a central depot to a number of delivery points", *Operations Research,* **12**, pp. 568-581 (1964).
25. Dabiri, N., Tarokh, M.J. and Setak, M. "A constructive heuristic for a multi-product inventory routing problem", *Transportation Research Journal*, **2**(1), pp. 11-24 (2012).