مسیریابی وسایل نقلیه با در نظر گرفتن انبار موقت و امکان ارسال جزیی

سارا شاهین‌مقدم[1*]، سیدمحمدتقی فاطمی‌قمی[2]، بهروز کریمی[3]
دانشگاه صنعتی امیرکبیر

تاریخ دریافت مقاله: ۱۳۹۲/۳/۷
تاریخ پذیرش مقاله: ۱۳۹۲/۵/۶

چکیده

در این مقاله، مسئله مسیریابی وسایل نقلیه با وجود انبار موقت میانی و امکان ارسال جزئی محصولات به مشتریان مورد بررسی قرار گرفته است. وسایل نقلیه پس از ترک انبار، طی مسیرهایی محصولات را از تأمین‌کنندگان جمع‌آوری کرده به انبار باز می‌گردند و پس از یکپارچه‌سازی، اقلام را با توجه به امکان ارسال جزیی بین مشتریان توزیع می‌کنند. مسئله مورد نظر NP-Hard بوده و در نتیجه استفاده از روش‌های حل دقیق برای آن ممکن نیست. یک الگوریتم فراابتکاری شبیه‌سازی تبرید برای حل مسئله مورد نظر پیشنهاد شده است و نتایج آن برای چهار دسته داده با اندازه‌های ۵، ۱۰، ۲۰ و ۳۰ جفت مشتری، با حد پایینی که برای مسئله در نظر گرفته شده مقایسه شدند و مشاهده شد که الگوریتم پیشنهادی در زمان معقولی به جواب‌های خوبی دست می‌یابد.

واژه‌های کلیدی: مسئله مسیریابی وسایل نقلیه، انبار موقت میانی، ارسال جزیی، محدودیت زمانی، شبیه‌سازی تبرید.

۱- مقدمه

یکی از مهم‌ترین مسائل در مدیریت زنجیره تأمین کنترل کارامد جریان فیزیکی مواد در زنجیره است. اپته[4] و ویشوانتان[5] بیان کرد که ۳۰٪ قیمت یک کالا مربوط به فرآیندهای توزیع آن در زنجیره تأمین است[۱]. با توجه به اثر قابل توجه مدیریت هزینه در محیط زنجیره تأمین، اجرای عملیات کارامد لجستیکی، مزیت‌های رقابتی را برای شرکت‌ها ایجاد می‌کند.

در میان روش‌های مختلف، استراتژی انبار موقت میانی به‌عنوان یک روش مناسب برای کاهش موجودی و افزایش سطح رضایت مشتریان شناخته شده است. استراتژی انبار موقت میانی به‌صورت حرکت پیوسته مواد و محصولات از تأمین کننده به مقصد نهایی از طریق انبار موقت میانی، بدون ذخیره مواد و محصولات در مراکز توزیع، تعریف می‌شود[۱]. با توجه به توانایی جابه‌جایی حجم بالایی از اقلام در مدت زمانی کوتاه، انبار موقت میانی به افزایش نرخ گردش موجودی، سطوح موجودی پایین‌تر، توانایی بیشتر پاسخگویی به مشتری و کنترل بهتر عملیات توزیع منجر می‌شود. هم‌چنین استراتژی انبار موقت میانی به کاهش زمان جابه‌جایی و زمان تحویل منجر می‌شود.

۲- مرور ادبیات

اغلب مطالعات در زمینه استراتژی انبار موقت میانی در سطح استراتژیک و طراحی فیزیکی یا مکان‌یابی انبارها انجام شده‌اند. برای پیاده‌سازی کارامد یک سیستم انبارداری موقت، باید فرآیندهای جمع‌آوری[6]، ارسال[7] و یکپارچه‌سازی[8] را مد نظر داشت. با بررسی هم‌زمان مسیریابی وسایل حمل در

۱*- کارشناس ارشد مهندسی صنایع دانشگاه صنعتی امیر کبیر، نویسنده پاسخگو، پست‌الکترونیکی: sarahshm@gmail.com، نشانی: تهران، جنت آباد ، کوچه هفتم شرقی ، پلاک ۵
۲- استاد دانشکده مهندسی صنایع و سیستم‌های مدیریت دانشگاه صنعتی امیرکبیر، پست‌الکترونیکی: fatemi@aut.ac.ir
۳- دانشیار دانشکده مهندسی صنایع وسیستم‌های مدیریت دانشگاه صنعتی امیر کبیر، پست‌الکترونیکی: B.Karimi@aut.ac.ir

4- Apte
5- Viswantan

6- Pick Up
7- Delivery
8- Consolidation

فرآیندهای جمع‌آوری و ارسال با عملیات انبارداری موقت و ترکیب آنها می‌توان جریان مواد را در زنجیره تأمین بهبود داد.

لی[1] و همکاران اولین پژوهشگرانی هستند که مسئله مسیریابی وسایل نقلیه و انبار موقت میانی را به‌طور هم‌زمان با فرضیات اصلی زیر در نظر گرفتند:

۱) مسئله چندین تأمین‌کننده، یک انبار موقت میانی و چندین مشتری (خرده‌فروش) دارد.

۲) یک نوع محصول جابه‌جا می‌شود.

۳) خودروهای حمل مشابه هستند.

۴) هر تأمین‌کننده یا خرده‌فروش تنها یک‌بار ملاقات می‌شود.

۵) خودروهایی که اقلام را از تأمین‌کنندگان جمع‌آوری می‌کنند، هم‌زمان به محل انبار موقت میانی می‌رسند.

۶) مسیرها از انبار موقت میانی شروع شده و به آن ختم می‌شوند.

این مقاله برای تعیین تعداد بهینه خودروها و برنامه زمانی بهینه آنها در راستای کمینه‌کردن هزینه‌های حمل و نقل و هزینه عملیاتی ثابت خودروها - از الگوریتم جستجوی ممنوع[2] استفاده کرده است[۲].

ون[3] و همکاران همان مسئله لی را بررسی نمودند ولی در مطالعه آنها محدودیتی برای رسیدن هم‌زمان خودروها از تورهای جمع‌آوری، به انبار موقت میانی وجود ندارد. هم‌چنین برای هر گره (جمع‌آوری یا ارسال)، یک محدودیت زمانی از قبل تعریف شده است، به این معنی که تنها در یک بازه زمانی مشخصی می‌توان به آن سرویس داد. آنها هم‌چنین یک الگوریتم جستجوی ممنوع برای حل مدل خود ارایه دادند و نتایج را با حد پایین به‌دست آمده برای مسئله مقایسه کردند[۳].

سایر مقالات مرتبط با این زمینه همان مدل ارائه شده در مقاله لی و همکاران را در نظر گرفته‌اند و از روش‌های مختلف برای حل آن استفاده کرده‌اند. مقاله لیاو[4] در سال ۲۰۱۰ مسئله مسیریابی وسایل نقلیه و انبار موقت میانی مطرح شده مقاله لی و همکاران را در نظر گرفت و آن را با یک الگوریتم جدید جستجوی ممنوع حل کرده و نتایج را با الگوریتم مطرح شده در مقاله لی و همکاران مقایسه کرده‌اند.

1- Lee
2- Tabu Search Algorithm
3- Wen
4- Liao

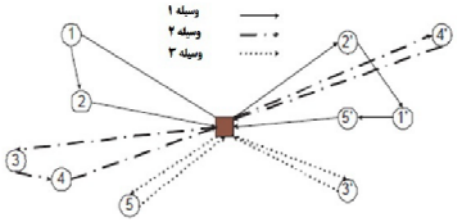
با توجه به نتایج محاسباتی به‌دست آمده، الگوریتم جدید جستجوی ممنوع به جواب‌های بهتری در زمان کمتر دست‌یافته است. در این مقاله هم‌چنین ارائه مدلی که ارسال جزئی و یا لجستیک معکوس در آن لحاظ شده باشد، به‌عنوان حوزه‌ای برای تحقیقات آتی معرفی شده است[۴].

لو[5] و وانگ[6] در سال ۲۰۱۰ همان مسئله لی و همکاران را با روش بهینه‌سازی تجمعی ذرات[7] حل کردند و نتیجه را با نتایج روش الگوریتم ژنتیک مقایسه کردند.

وحدانی و همکاران در سال ۲۰۱۰ نیز همان مدل لی و همکاران را بررسی کردند و ترکیبی از روش‌های فراابتکاری بهینه‌سازی تجمعی ذرات، شبیه‌سازی تبرید[8] و جستجوی همسایگی[9] را برای حل آن به‌کاربرده و عملکرد این روش حل ترکیبی را با روش حل الگوریتم جستجوی ممنوع لی و همکاران مقایسه کردند. مشاهده شد که روش ترکیبی نسبت به روش حل الگوریتم جستجوی ممنوع لی و همکاران عملکرد بهتری دارد.

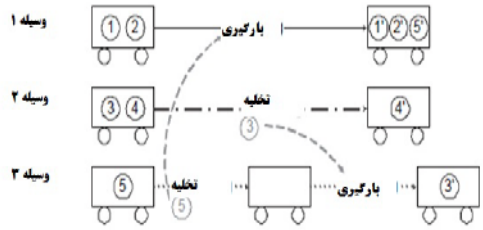
۳- تعریف مسئله

مسئله مسیریابی وسایل نقلیه با وجود انبار موقت میانی[10]ای که در این مقاله بررسی می‌شود شامل حمل محصولات از مجموعه‌ای از تأمین‌کنندگان به مشتریان مربوطه با توجه به استراتژی انبارداری موقت است. در این مقاله سعی بر توسعه مدل مسیریابی وسایل نقلیه و انبار موقت میانی مطرح شده توسط ون و همکاران در سال ۲۰۰۹ است. فرضیات مسئله دقیقاً مشابه مسئله مطرح‌شده آنهاست با این تفاوت که ارسال جزئی در ارسال محصولات به مشتریان مجاز است.



شکل (۱): مسئله VRPCD

5- Lo
6- Wang
7- Particle Swarm Optimization
8- Simulated Annealing
9- Variable Neighborhood Search
10-Vehicle Routing Problem with Cross Docking (VRPCD)



شکل (۲): عملیات یکپارچه‌سازی

در مسئله مسیریابی وسایل نقلیه با پنجره زمانی هر گره باید در بازه زمانی خاص ملاقات شود، و مجموع بار هر مسیر نباید بیش از ظرفیت وسیله نقلیه باشد. هم‌چنین باید یک افق زمانی برای کل عملیات حمل و نقل در نظر گرفت. در انبار موقت میانی عملیات تخلیه باید کاملاً تمام شود تا بارگیری شروع شود. هر وسیله به محض رسیدن به انبار موقت میانی می‌تواند تخلیه بار را آغاز کند. مدت زمان تخلیه بار شامل یک زمان ثابت آماده سازی و یک زمان مورد نیاز برای تخلیه محصولات است. (این زمان اخیر برابر است با زمان تخلیه یک پالت ضرب در تعداد پالت‌هایی که باید تخلیه شوند).

۴- مدل ریاضی

مجموعه گره‌های جمع‌آوری : $p = \{1,2,\dots,n\}$

مجموعه گره‌های ارسال : $D = \{n+1,\dots,2n\}$

هر درخواستی توسط جفت گره $(i,i+n)$ نمایش داده می‌شود که i گره جمع‌آوری و $i+n$ گره ارسال مربوطه است.

انبار موقت میانی توسط چهار گره مجموعه O نمایش داده می‌شوند; $O = \{o_1, o_2, o_3, o_4\}$ که دو گره اول نماینده نقاط شروع و پایان برای مسیرهای جمع‌آوری و دو گره آخر برای مسیر های ارسال هستند و در نهایت $N = P \cup O \cup D$. مجموعه E، مجموعه کمان‌های موجه در شبکه است و شامل کمان‌های $\{(i,j): i,j \in P \cup \{o_1,o_2\}, i \neq j\}$ و کمان‌های $\{(i,j): i,j \in D \cup \{o_3,o_4\}, i \neq j\}$ است. فرض می‌کنیم K مجموعه وسایل نقلیه است.

پارامترها

c_{ij} = زمان سفر بین گره i و گره j $((i,j) \in E)$

$[a_i, b_i]$= محدودیت زمانی برای گره i $(i \in N)$

d_i= مقدار تقاضای i $(i \in P)$

Q= ظرفیت وسیله حمل

A= زمان ثابت برای بارگیری و تخلیه در انبار موقت میانی

B= زمان لازم برای تخلیه یا بارگیری یک پالت

متغیرها:

x_{ij}^k=۱ اگر وسیله k از گره i به گره j حرکت کند؛ در غیر این صورت ۰ است.

u_i^k=۱ اگر وسیله k درخواست i را در انبار موقت میانی تخلیه کند؛ در غیر این صورت ۰ است.

r_i^k=۱ اگر وسیله k درخواست i را در انبار موقت میانی بارگیری کند؛ در غیر این صورت ۰ است.

g_k=۱ اگر وسیله k مجبور به تخلیه در انبار موقت میانی باشد؛ در غیر این صورت ۰ است.

h_k=۱ اگر وسیله k مجبور به بارگیری در انبار موقت میانی باشد؛ در غیر این صورت ۰ است.

s_i^k= لحظه‌ای از زمان که وسیله k گره i را ترک می‌کند.

t_k= لحظه‌ای از زمان که وسیله k عملیات تخلیه‌اش در انبار موقت میانی پایان می‌پذیرد.

w_k= لحظه‌ای از زمان که وسیله k عملیات بارگیری‌اش را در انبار موقت میانی آغاز می‌کند.

v_i= زمانی که درخواست i توسط وسیله جمع‌آوری مربوطه‌اش، در انبار موقت میانی تخلیه شده است.

y_i^k= سهمی از تقاضای i که توسط وسیله k ارسال می‌شود.

به علاوه M یک عدد ثابت بزرگ و دلخواه است.

مسئله را می‌توان به‌صورت زیر مدل کرد:

$$\text{Minimize} \quad \sum_{(i,j)\in E}\sum_{k\in K} c_{ij}x_{ij}^k + \sum_{i\in P}\sum_{k\in K}(u_i^k + r_i^k) \qquad (1)$$

Subject to

$$\sum_{i\in P} y_{i+n}^k d_i \le Q \qquad \forall k \in K$$

$$\sum_{i\in P}\sum_{j:(i,j)\in E} d_i x_{ij}^k \le Q \qquad \forall k \in K \qquad (2)$$

$$\sum_{j:(h,j)\in E} x_{hj}^k = 1 \qquad \forall k \in K,\ h \in \{o_1, o_3\} \qquad (3)$$

$$\sum_{i:(i,h)\in E} x_{ih}^k - \sum_{j:(h,j)\in E} x_{hj}^k = 0 \qquad \forall k \in K,\ h \in P \cup D \qquad (4)$$

$$\sum_{j:(h,j)\in E} x_{hj}^k = 1 \qquad \forall k \in K,\ h \in \{o_2, o_4\} \qquad (5)$$

$$\sum_{k} y_i^k = 1 \qquad \forall i \in D \qquad (6)$$

$$s_j^k \ge s_i^k + c_{ij} - M(1 - x_{ij}^k) \qquad \forall k \in K,\ \forall (i,j) \in E \qquad (7)$$

$$a_i \le s_i^k \le b_i \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in N \qquad (8)$$

$$y_{i+n}^k \le \sum_{j\in D\cup\{o_3\}} x_{ji}^k \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in P \qquad (9)$$

$$\sum_{j:(i,j)\in E}\sum_{k\in K} x_{ij}^k = 1 \qquad \forall i \in P \qquad (10)$$

$$\frac{1}{M}(y_{i+n}^k - \sum_{j\in D\cup\{o_4\}} x_{ij}^k) \le r_i^k \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in P \qquad (11)$$

$$\frac{1}{M}(\sum_{j\in P\cup\{o_2\}} x_{ij}^k - y_{i+n}^k) \le u_i^k \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in P \qquad (12)$$

$$u_i^k + r_i^k \le 1 \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in P \qquad (13)$$

$$\frac{1}{M}\sum_{i\in P} u_i^k \le g_k \le \sum_{i\in P} u_i^k \qquad \forall k \in K \qquad (14)$$

$$t_k = s_{o_2}^k + Ag_k + B\sum_{i\in P} d_i y_{i+n}^k u_i^k \qquad \forall k \in K \qquad (15)$$

$$w_k \ge t_k \qquad \forall k \in K \qquad (16)$$

$$w_k \ge v_i - M(1 - r_i^k) \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in P \qquad (17)$$

$$v_k \ge v_i - M(1 - u_i^k) \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in P \qquad (18)$$

$$\frac{1}{M}\sum_{i\in P} r_i^k \le h_k \le \sum_{i\in P} r_i^k \qquad \forall k \in K \qquad (19)$$

$$s_{o_3}^k = w_k + Ah_k + B\sum_{i\in P} d_i y_{i+n}^k r_i^k \qquad \forall k \in K \qquad (20)$$

$$x_{ij}^k, u_i^k, r_i^k, g_k, h_k \in \{0,1\} \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in P,\ \forall (i,j) \in E \qquad (21)$$

$$s_i^k, t_k, w_k \ge 0 \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in N \qquad (22)$$

$$v_i \ge 0 \qquad \forall i \in P \qquad (23)$$

$$0 \le y_i^k \le 1 \qquad \forall k \in K,\ \forall i \in D \qquad (24)$$

هدف اصلی مسئله کمینه کردن کل مسافت طی شده است. تابع هدف مسئله شامل دو بخش مجموع کل مسافت طی شده و مجموع مقادیر متغیر های u_i^k و r_i^k است که در ادامه دلیل وجود این عبارت توضیح داده خواهد شد. محدودیت‌های مسئله شامل دو بخش‌اند: مسیریابی (محدودیت‌های ۱ تا ۱۰) و تصمیمات یکپارچه‌سازی در انبار موقت میانی (محدودیت‌های۱۱ تا ۲۰).

محدودیت ۱ و ۲ بیان می‌کند که برای هر وسیله، بار آن در مسیر جمع‌آوری و ارسال نباید از ظرفیت آن وسیله تجاوز کند. محدودیت ۳ بیان می‌کند که مسیر جمع‌آوری هر وسیله باید از o_1 و مسیر ارسال آن از o_3 شروع شود. محدودیت ۴، محدودیت بقای جریان است. محدودیت ۵ الزام می‌کند که هر وسیله از مسیر جمع‌آوری خود به o_2 و از مسیر ارسال خود o_4 بازگردد. محدودیت ۶ بیان می‌کند که تمام تقاضای یک مشتری باید برآورده شود. محدودیت ۷ زمان سفر بین دو گره‌ای که به‌طور متوالی ملاقات می‌شوند را محاسبه می‌کند. محدودیت ۸ تضمین می‌کند که هر گره در بازه زمانی مربوط به خود ملاقات شده و کل فرآیند در افق زمانی برنامه‌ریزی کامل شود. محدودیت ۹ نیز تضمین می‌کند تقاضای یک مشتری تنها در صورتی که یک وسیله به آن گره سفر کند، برآورده می‌شود. توجه کنید که این محدودیت در کنار محدودیت ۶، تضمین می‌کند که هر گره حداقل یک بار توسط حداقل یک وسیله ملاقات شود.

وابستگی بین بخش جمع‌آوری و ارسال توسط محدودیت‌های ۱۲،۱۱ و۱۳ نشان داده شده است. این سه محدودیت به‌همراه عبارت دوم تابع هدف ($\sum_{i\in P}\sum_{k\in K}(u_i^k + r_i^k)$) ، مقادیر صحیح متغیرهای u_i^k و r_i^k را در حالات مختلف زیر بدست می‌آورند :اگر وسیله k درخواست i را جمع‌آوری کند ولی به گره $i+n$ ارسال نکند، آنگاه باید آن را در انبار موقت میانی تخلیه کند؛ اگر وسیله k درخواست i را جمع‌آوری نکرده ولی آن را به $i+n$ ارسال کند، باید در انبار موقت میانی بارگیری کند و اگر i را جمع‌آوری نکرده و $i+n$ را نیز ارسال نکند، نباید محصولی را در انبار موقت میانی تخلیه یا بارگیری کند. اگر وسیله k درخواست i را جمع‌آوری کند و تمام تقاضای مربوطه را به گره $i+n$ ارسال کند($y_i^k = 1$)، نباید محصولی را در انبار موقت میانی تخلیه یا بارگیری کند. اگر وسیله k درخواست i را جمع‌آوری کند و بخشی از تقاضای مربوطه را به گره $i+n$ ارسال کند ($y_i^k \in (0,1)$)، آنگاه باید مقداری از تقاضای آن را در انبار موقت میانی تخلیه کند. محدودیت۱۴ تا ۲۰ جریان‌های کاری داخلی و مهلت زمانی وسایل حمل در انبار موقت میانی را تعریف می‌کنند. محدودیت ۱۴ اگر نیاز باشد وسیله k باری را تخلیه کند، g_k را یک می‌کند. محدودیت ۱۵ بیان می‌کند که مدت زمان تخلیه برای وسیله k، شامل یک مدت زمان ثابت (A) برای آماده‌سازی و نیز زمان لازم برای تخلیه کالاهاست (که برابر است با زمان لازم برای تخلیه یک پالت (B) ضرب در تعداد پالت‌هایی که باید تخلیه شوند). محدودیت ۱۶ و ۱۷ تضمین می‌کند که یک وسیله نتواند پیش از پایان تخلیه و نیز زمانی که تمام محصولات بعدی آماده بارگیری شوند، عملیات بارگیری را آغاز کند. زمان آمادگی محصول i در محدودیت ۱۸ نشان داده شده است. محدودیت ۱۹ و ۲۰ نیز مشابه محدودیت ۱۴ و۱۵ هستند ولی برای عملیات بارگیری مجدد.

بدون محدودیت‌های ۱۱ تا ۲۰، این مدل در واقع حل دو مسئله مسیر یابی وسیله نقلیه با پنجره زمانی[1] یا به‌طور خلاصه 2-VRPTW است. پیچیدگی اصلی VRPCD این است که مسیرهای جمع‌آوری و ارسال مستقل نیستند و همبستگی دارند؛ بنابراین یافتن جواب بهینه نه تنها شامل پیدا کردن کوتاه‌ترین مسیر برای جمع‌آوری و ارسال است، بلکه هماهنگی تبادل کالاها در انبار موقت میانی به نحوی که محدودیت‌های بازه زمانی مربوطه برآورده شوند را نیز شامل می‌شود که این دو وضعیت اغلب در تضاد با هم هستند.

۵- الگوریتم شبیه‌سازی تبرید

الگوریتم شبیه‌سازی تبرید که اولین بار توسط کیرک پاتریک[2] و همکاران در سال ۱۹۸۳ بکار برده شد، الگوریتم تکراری و تصادفی است که به‌طور گسترده در حل مسایل بهینه سازی ترکیبی بکار برده می‌شود. الگوریتم شبیه‌سازی تبرید، از یک جواب اولیه آغاز کرده، مرتباً در جواب‌های همسایگی حرکت می‌کند. یک همسایگی بر اساس احتمال خاصی که به دمای فعلی الگوریتم و کیفیت جواب فعلی بستگی دارد، انتخاب می‌شود .مکانیزم خاص الگوریتم شبیه‌سازی تبرید (پذیرفتن برخی جواب‌های غیر بهبوددهنده)، امکان فرار از بهینه های محلی را فراهم

1- Vehicle Routing Problem with Time Windows (VRPTW)
2- Kirkpatrick

می‌کند و می‌تواند بخش‌های وسیعی از همسایگی را جستجو کند.در دماهای اولیه احتمال پذیرش جواب‌های غیر بهبود دهنده بالاست و جنبه پراکندگی[1] الگوریتم بیشتر است. به تدریج با پیشروی الگوریتم احتمال پذیرش جواب‌های غیر بهبود دهنده نیز کاهش یافته و الگوریتم روی تشدید[2] جواب‌ها متمرکز می‌شود. شبه کد کلی الگوریتم شبیه‌سازی تبرید به‌صورت زیر است:

ورودی: برنامه سردسازی

تولید جواب اولیه ($s = s_0$)، مقدار دهی اولیه ($T = T_{max}$)

تا زمانی که $T > T_{min}$ و یا تعداد تکرارها کمتر از مقدار مشخص شده است:

در هر دما تا رسیدن به شرایط تعادل تکرار کنید:

یک جواب از همسایگی تولید کنید (s')

$$\Delta E = f(s') - f(s)$$

اگر $\Delta E \leq 0$ آنگاه $s = s'$ - جواب مورد نظر را بپذیرید.

وگرنه s' را با احتمال $e^{-\frac{\Delta E}{T}}$ بپذیرید.

خروجی: بهترین جواب بدست آمده

در این مقاله یک الگوریتم شبیه‌سازی تبرید برای مسئله VRPCDTW توسعه داده‌ایم که در ادامه به تشریح آن می‌پردازیم.

۵-۱- تولید جواب اولیه

۵-۱-۱- مسیرهای جمع‌آوری

اولین گره مسیر را به‌طور تصادفی انتخاب می‌کنیم. سپس از بین گره‌های باقیمانده و با توجه به ظرفیت باقیمانده وسیله و نیز محدودیت‌های پنجره زمانی، گره‌های بعدی مسیر را هم به‌طور تصادفی تخصیص می‌دهیم تا جایی که دیگر نتوان گره‌ای به مسیر اضافه کرد، سپس وسیله به انبار موقت میانی باز می‌گردد. سایر گره‌ها هم به همین نحو به وسایل نقلیه تخصیص داده شده تا زمانی که تقاضای تمام گره‌ها جمع‌آوری شوند.

۵-۱-۲- مسیرهای ارسال

در این مرحله فرض می‌کنیم زمان عملیات یکپارچه‌سازی در انبار موقت میانی صفر می‌باشد و با این فرض مسیرهای ارسال را می‌سازیم، به این صورت که: اولین گره مسیر را به‌طور تصادفی انتخاب کرده و تخصیص می‌دهیم. از میان گره‌های داوطلب باقیمانده (گره‌هایی که تقاضای آنها به‌طور کامل تخصیص داده نشده‌اند)، گره j (نزدیک‌ترین گره به گره فعلی مسیر) به‌صورت زیر انتخاب می‌شود[۸]:

$$j \in \arg min_{j \in C'} \left\{ t_{ij} + max\{a_j - \theta_i - t_{ij}, 0\} \right\} \qquad (24)$$

t_{ij} مسافت(زمان) سفر بین دو گره i و j، a_j زودترین زمان شروع سرویس‌دهی به گره j و θ_i زمان ترک گره i می‌باشد. در صورتی که وسیله ظرفیت خالی دارد و محدودیت پنجره زمانی نقض نمی‌شود گره به انتهای مسیر اضافه می‌شود. در غیر این صورت این شرایط برای گره بعدی که کمترین مقدار $\left\{ t_{ij} + max\{a_j - \theta_i - t_{ij}, 0\} \right\}$ را دارد بررسی می‌شود.

در صورتی که وسیله فعلی به اندازه تمامی تقاضای گره، ظرفیت خالی داشته باشد، کل تقاضای گره را به آن وسیله تخصیص می‌دهیم، در غیر این صورت تقاضای گره مورد نظر تقسیم می‌شود و باقی تقاضای گره به وسایل بعدی تخصیص داده می‌شود. حال با توجه به عملیات یکپارچه داخل انبار موقت میانی (که تا این مرحله آن را نادیده گرفته بودیم)، زمان عملیات و مسیرهای ارسال، به روز می‌شوند.

۵-۲- همسایگی

به‌طور کلی در اینجا از دو نوع عملگر تولید همسایگی استفاده می‌کنیم:

الف) مسیرهای جمع‌آوری: اگر در جواب فعلی محدودیت پنجره زمانی در مسیری نقض شده باشد، گره‌های آن مسیر را به‌عنوان مجموعه‌ای با نام vTW در نظر می‌گیریم. احتمالاً با جابه‌جایی یکی از این گره، مشکل نقض محدودیت پنجره زمانی مسیر رفع خواهد شد. اگر محدودیت پنجره زمانی در هیچ مسیری نقض نشده باشد، vTW شامل تمامی گره‌ها (تأمین‌کنندگان) خواهد بود. پس از تشکیل vTW به‌طور تصادفی یکی از این گره‌ها برای جابه‌جایی انتخاب می‌شود و به‌طور تصادفی در یکی از مسیرهایی که به اندازه تقاضای آن گره ظرفیت خالی دارد (شامل مسیر فعلی گره) جایگذاری می‌شود.

مسیرهای ارسال: مجموعه گره‌های داوطلب برای جابه‌جایی و مراحل جایگذاری مشابه بخش جمع‌آوری تکرار می‌شوند.

1- Diversification
2- Intensification

به‌دلیل مجاز بودن ارسال جزیی، ممکن است حالت‌های مختلفی از جابه‌جایی و ادغام برای تقاضای گره‌ها رخ دهد. فرض کنید گره i گره‌ای است که برای جابه‌جایی انتخاب شده است. اگر مشابه آن در مسیر مقصد وجود داشته باشد، کل تقاضای گره i به مسیر مقصد منتقل می‌شود. در صورتی که حجم بار وسیله از ظرفیت آن تجاوز کرد، یکی از گره‌های مسیر مقصد برای انتقال به مسیر مبدأ انتخاب می‌شود (عملگر جابه‌جایی[1]). در صورتی که مشابه گره i در مسیر مقصد نباشد، جایگذاری به‌طور معمول و تصادفی در مسیر مقصد صورت می‌گیرد. در تولید همسایگی در بخش مسیرهای ارسال، باید به این نکته توجه داشت که هیچ دو مسیری بیش از یک گره مشترک نداشته باشند. نهایتاً با در نظر گرفتن عملیات یکپارچه‌سازی، زمان‌های عملیات به روز می‌شوند.

ب) مسیرهای جمع‌آوری: دو گره از دو مسیر به‌طور تصادفی انتخاب شده و تنها با در نظر گرفتن محدودیت ظرفیت وسایل، با هم جابه‌جا می‌شوند.

مسیرهای ارسال: یک گره به‌طور تصادفی انتخاب می‌شود. از بین مسیرهایی که به اندازه تقاضای گره مورد نظر ظرفیت خالی دارند، یک مسیر به‌طور تصادفی انتخاب می‌شود و گره انتخابی قبل از نزدیک‌ترین گره مسیر مقصد به خود، جایگذاری می‌شود. در اینجا هم در صورتی که مشابه گره انتخابی از قبل در مسیر مقصد باشد (یعنی بخشی از تقاضای گره انتخابی در این مسیر بوده است)، ادغام تقاضاها انجام می‌شود. نهایتاً با در نظر گرفتن عملیات یکپارچه‌سازی، زمان‌های عملیات به روز می‌شوند.

۵-۳- تابع هدف

تابع هدف در نظر گرفته شده، از دو بخش تشکیل شده است:۱) مسافت کل طی شده در مسیرهای جمع‌آوری و ارسال ۲) مجموع کل بازه‌های زمانی نقض شده در مسیرهای جمع‌آوری و ارسال.

$$f_{Total}(S) = f_d(S) + \alpha \times TW(S) \quad (25)$$

$$f_d(S) = \sum_{k\in K}\sum_{(i,j)\in E} c_{ij}x_{ij}^k \quad (26)$$

$$TW(S) = \sum_{k\in K}\left[\sum_{i\in P}\Big(\sum_{j\in PU\{o_2\}} s_i^k x_{ij}^k - b_i\Big)^+ + \sum_{i\in D}\Big(\sum_{j\in DU\{o_4\}} s_i^k x_{ij}^k - b_i\Big)^+\right] \quad (27)$$

ضریب جریمه α پس از هر بار ایجاد همسایگی، به‌صورت زیر به روز می‌شود: در صورتی که در جواب فعلی هیچ محدودیت پنجره زمانی نقض نشده باشد (یعنی همسایه بدست آمده موجه باشد)، در محاسبه تابع هدف جواب بعدی $\alpha = \frac{\alpha}{1+\delta}$ و در غیر این‌صورت $\alpha = \alpha * (1+\delta)$ در نظر گرفته می‌شود.

۵-۴- الگوریتم شبیه‌سازی تبرید

مقداردهی اولیه : مقادیر پارامترهای:

T : دمای فعلی، T_{max}: دمای اولیه، T_{min} : دمای پایانی

Equil Iter : تعداد تکرارها در هر دما، a : ضریب بروز رسانی دما ، δ و α : عملگرهای جریمه تابع هدف

ac : تعداد تکرارهای اجرای عملگر تولید همسایگی نوع اول،

bc : تعداد تکرارهای اجرای عملگر تولید همسایگی نوع دوم

P : پارامتر تصمیم‌گیری احتمال پذیرش جواب غیر بهبود دهنده

Count1=1, Count2=1, Count3=1

یک جواب اولیه بدست آورید. (S) - $f_{Total}(S)$: مقدار تابع هدف برای جواب اولیه مسافت کل طی شده در جواب اولیه

$f_d(S)$ اگر $f_d = f_{Total}$ آنگاه $F(S) = f_d$ و $F^* = F(S)$

تا زمانی که $T \geq T_{min}$ ، مراحل زیر را Equil Iter بار تکرار کنید:

اگر Count1≤ ac

یک همسایگی برای جواب فعلی را با کمک عملگر نوع اول تولید کنید. (S')

در غیر این صورت

یک همسایگی برای جواب فعلی را با کمک عملگر نوع دوم تولید کنید. (S')

اگر در جواب فعلی $f_d = f_{Total}$ (یعنی اگر جواب موجه است):

1- Swap

$\alpha = \frac{\alpha}{1+\delta}$ و در غیر این صورت، $\alpha = \alpha * (1+\delta)$

اگر Count3>2 ، $\alpha = 1$ و Count3=1

مقدار تابع هدف را برای همسایگی بدست آمده محاسبه کنید ($f_{\mathrm{Total}}(S')$ و $f_{\mathrm{d}}(S')$).

اگر $f_{Total}(S) \geq f_{Total}(S')$

همسایگی بدست آمده جایگزین جواب فعلی شود: $S = S'$

اگر $f_d(S') = f_{Total}(S')$

اگر از عملگر نوع دوم برای تولید همسایگی استفاده شده است Count2=1.

اگر $F^* \geq \mathrm{f}_{\mathrm{Total}}(S')$

آنگاه اگر $F^* = \mathrm{f}_{\mathrm{Total}}(S')$ و $S^* = S'$

Count1=1

در غیر این صورت

اگر $p > e^{-\frac{(f_{Total}(S')-f_{Total}(S))}{T}}$، همسایگی بدست آمده را بپذیرید.

اگر از عملگر نوع اول برای تولید همسایگی استفاده شده است، Count1=Count1+1

و اگر از عملگر نوع دوم برای تولید همسایگی استفاده شده است، Count2=Count2+1

اگر Count2 ≥ bc آنگاه Count1=1 و Count2=1

و گرنه Count3=Count3+1

اگر از عملگر نوع اول برای تولید همسایگی استفاده شده است، Count1=Count1+1

و اگر از عملگر نوع دوم برای تولید همسایگی استفاده شده است، Count2=Count2+1

اگر Count2 ≥ bc آنگاه Count1=1 و Count2=1

بروز رسانی دما : $T = a * T$

خروجی : S^* و F^*

۶- نتایج محاسباتی

الگوریتم توسعه داده شده در این مقاله در نرم‌افزار Matlab 2010 کد شده و روی یک کامپیوتر با پردازشگر Intel Core 2 Duo 2.40GHz و حافظه 2 GB اجرا شده است.

۶-۱- داده‌ها

مجموعه داده‌های بکار رفته در این مقاله در اندازه‌های ۵، ۱۰، ۲۰ و ۳۰ جفت مشتری وجود دارد که از هر دسته نیز پنج مجموعه داده a، b، c ، d و e را در دست داریم. مجموعه داده‌ها شامل مختصات محل مشتریان و تأمین‌کنندگان و انبار موقت میانی است. پنجره زمانی برای هر گره ۲ ساعت است. افق زمانی برنامه‌ریزی (ساعت شروع و پایان کار انبار موقت میانی) از ۶:۰۰ تا ۲۲:۰۰ است. تقاضای گره‌ها به‌صورت تعداد پالت بیان شده است. سرعت وسایل نقلیه ۶۰ کیلومتر بر ساعت و ظرفیت آنها ۳۳ پالت است. زمان ثابت بارگیری/تخلیه در انبار موقت میانی، ۱۰ دقیقه و زمان بارگیری/تخلیه هر پالت معادل ۱ دقیقه است.

۶-۲- تنظیم پارامتر

تنظیم پارامترهای الگوریتم شبیه‌سازی تبرید به‌کار رفته، توسط روش طراحی آزمایشات تاگوچی انجام شده است. برای هر اندازه مسئله، با توجه به تعداد پارامترها و سطوح داوطلب برای آنها، از آرایه متعامد L_{16} استفاده شد و با کمک تحلیل تاگوچی بهترین ترکیب پارامترها انتخاب شدند.

جدول (۱) نتایج محاسباتی بدست آمده برای مسائل با چهار اندازه مختلف را نشان می‌دهد. هر مجموعه داده۲۰ بار اجرا شده است. مقادیر متوسط مقدار تابع هدف در ۲۰ اجرا، متوسط زمان محاسباتی و نیز بهترین جواب بدست آمده در جدول آورده شده است.

به دلیل پیچیدگی مسئله، سالورهای برنامه‌ریزی غیر خطی مختلط نرم‌افزار GAMS تنها توانستند برای مسایل با اندازه ۵ جفت مشتری به جواب بهینه دست یابند (جواب‌های بهینه در جدول با ستاره مشخص شده است). نرم‌افزار GAMS در مسایل با اندازه ۱۰ جفت مشتری تضمینی برای بهینگی جوابش(در زمانی معادل ۸۳ دقیقه) نداشت و برای مسایل با اندازه ۲۰ جفت مشتری در مدت زمان ۵ ساعت به هیچ جوابی دست نیافت. همان‌گونه که در انتهای بخش ۴ ذکر شد، مسئله مطرح شده بدون محدودیت‌های یکپارچه‌سازی داخل انبار، به دو مسئله مسیریابی تبدیل خواهد شد و بنابراین نتایج مسئله-2 VRPTW را می‌توان به‌عنوان یک حد پایین برای مسئله اصلی در نظر گرفت. برای اندازه ۲۰ جفت مشتری به بالا، نتایج الگوریتم شبیه‌سازی تبرید پیشنهادی را با این حد پایین مقایسه کرده‌ایم. برای حل از GAMS/CPLEX استفاده شده است و برای اندازه ۲۰ و ۳۰ جفت مشتری حداکثر زمان در دسترس GAMS ، را ۳۰۰۰ ثانیه در نظر گرفته شده است.

شکاف[1] جواب‌های به‌دست آمده را مطابق رابطه زیر محاسبه کرده‌ایم که در آن f_{SA}^{best} ، بهترین جواب به‌دست آمده توسط الگوریتم فراابتکاری پیشنهادی و $f_{2-VRPTW}^{best}$ مقدار حد پایین برای مسئله است که از حل مسئله 2-VRPTW متناظر به‌دست آمده است (برای ۵ جفت مشتری به‌دلیل در دسترس بودن جواب بهینه، شکاف نسبت به آن سنجیده شده است).

$$Gap(\%) = \frac{f_{SA}^{best} - f_{2-VRPTW}^{best}}{f_{2-VRPTW}^{best}} \times 100 \qquad (28)$$

۷- نتیجه‌گیری

مسئله مسیریابی وسایل نقلیه با وجود انبار موقت میانی که در این مقاله بررسی می‌شود شامل حمل محصولات از مجموعه‌ای از تأمین‌کنندگان به مشتریان مربوطه با توجه به استراتژی انبارداری موقت است. محصولات توسط یک ناوگان حمل همگن، از تأمین‌کنندگان جمع‌آوری شده، در انبار موقت میانی، ترکیب شده و بلافاصله توسط همان ناوگان حمل به مشتریان ارسال می‌شوند. فرضیات مسئله به شرح زیر است: مشتریان و تأمین‌کنندگان هر یک محدودیت‌های زمانی از قبل تعریف‌شده‌ای دارند. ارسال جزئی در ارسال محصولات به مشتریان مجاز است. یک نوع محصول جابه‌جا شده و خودروهای حمل مشابه هستند. وسایل نقلیه پس از ترک انبار، طی مسیرهایی با توجه به حداکثر ظرفیت وسیله و محدودیت‌های زمانی تأمین‌کنندگان، محصولات را از تأمین‌کنندگان جمع‌آوری کرده و به انبار باز می‌گردند. محدودیتی برای رسیدن هم‌زمان خودروها از مسیرهای جمع‌آوری به انبار موقت میانی وجود

جدول (۱): نتایج محاسباتی برای مجموعه داده‌ها با ۵، ۱۰، ۲۰و۳۰ جفت مشتری

مجموعه داده	اندازه مسئله	متوسط مقدار تابع هدف	متوسط مدت زمان حل (ثانیه)	بهترین مقدار تابع هدف	GAMS	حد پایین	شکاف (٪)
5a	۵	۱۰۰۱,۰۵۳۳	۲	۹۸۲,۸۸۲۷	*۹۸۲,۸۸۲۷	-	۰
5b	۵	۱۲۷۰,۸۰۵۶	۵	۱۲۴۷,۱۴۸۳	*۱۲۴۷,۱۴۸۳	-	۰
5c	۵	۱۱۳۹,۵۳	۴	۱۰۵۶,۵۸۵۷	*۱۰۵۶,۵۸۵۷	-	۰
5d	۵	۱۰۹۱,۰۷۹	۳	۱۰۷۸,۳۴۵۹	*۱۰۷۸,۳۴۵۹	-	۰
5e	۵	۱۲۲۹,۹۱۱۲	۳	۱۲۲۲,۶۹۱۳	*۱۲۲۲,۶۹۱۳	-	۰
10a	۱۰	۱۵۰۲,۴۶۵	۶	۱۴۱۵,۷۶۵	۱۴۱۶,۳	۱۴۱۵,۱۹	۰,۳
10b	۱۰	۲۲۲۰,۵۰۰۴	۱۰	۲۱۴۵,۲۶	۲۱۶۶,۳۵	۲۱۳۰,۸۲۳	۰,۶
10c	۱۰	۲۰۷۳,۲۴۱۶	۹	۱۹۳۸,۸۰۶	۱۹۲۷,۶۳۹۶	۱۸۵۰,۱۵۰۲	۴,۸
10d	۱۰	۱۶۰۴,۰۷۲	۹	۱۵۴۲,۵۲۴۶	۱۵۸۴,۶۸۳۴	۱۵۳۹,۷۳۹۳	۰,۲
10e	۱۰	۲۲۰۲,۰۵۸	۹	۱۹۵۸,۴۹۷۲	۱۸۹۴,۸۲	۱۸۵۷,۴۵۰۳	۵,۴
20a	۲۰	۴۹۵۶,۷۶۱	۱۵	۳۱۲۱,۸۴۸	-	۳۰۱۹,۲۷	۳,۴
20b	۲۰	۳۸۵۰,۹۸۸	۱۵	۳۵۳۴,۶۱۶	-	۳۳۸۱,۶۶۳	۴,۵
20c	۲۰	۳۷۸۵,۲۰۸۵	۱۶	۳۴۵۷,۹۲۴	-	۳۴۳۳,۶۱	۰,۷
20d	۲۰	۳۸۰۴,۵۱۱	۱۶	۳۴۷۲,۹۶۲	-	۳۴۱۵,۳۱۲	۱,۷
20e	۲۰	۳۳۲۱,۵۰۷۷	۲۰	۲۷۹۳,۲۸۵۱	-	۲۶۸۰,۶۸۵	۴,۲
30a	۳۰	۵۱۴۲,۷۷۹	۲۱	۴۹۳۸,۰۱۷	-	۴۸۴۸,۷۷۵	۱,۸
30b	۳۰	۵۱۱۸,۶۸۵	۲۵	۴۷۶۳,۸۳	-	۴۵۷۸,۵۲۷	۴
30c	۳۰	۵۴۵۲,۸۸۶	۲۰	۵۰۶۷,۸۳۸	-	۴۸۵۲,۱۰۸	۴,۴
30d	۳۰	۴۹۰۰,۹۵۱	۱۹	۴۵۲۲,۴۸۶	-	۴۳۷۸,۲۱۳	۳,۳
30e	۳۰	۵۵۹۶,۸۸	۲۵	۵۱۸۰,۷۴۴	-	۴۹۹۸,۵۴۸	۳,۶

1- Gap

ندارد. سپس با توجه به مسیرهای ارسالی که هر وسیله پیش رو خواهد داشت، عملیات یکپارچه‌سازی بار، برای وسیله در انبار اجرا می‌شود.

یک الگوریتم شبیه‌سازی تبرید برای مسئله ارایه شده است که بین دو همسایگی جابه‌جا می‌شود و به دلیل مکانیزم خاص آن،احتمال فرار از بهینه‌های محلی را دارد. به‌منظور مقایسه نتایج از نرم‌افزار GAMS برای حل مدل مسئله در اندازه‌های ۵، ۱۰، ۲۰ و ۳۰ جفت مشتری استفاده کردیم که به‌دلیل پیچیدگی مسئله، نرم‌افزار تنها قادر است اندازه ۵ جفت مشتری را به‌صورت بهینه حل کند و برای ۱۰ جفت مشتری در مدت زمان ۵۰۰۰ ثانیه به جوابی نزدیک به بهینه دست می‌یابد. نیز باید یادآوری نمود که در صورت در نظر نگرفتن عملیات یکپارچه‌سازی داخل انبار، دو مسئله مسیریابی مستقل خواهیم داشت که می‌توان تابع هدف آن را حد پایینی برای مسئله اصلی در نظر گرفت. به‌همین دلیل برای اندازه‌های ۲۰ و ۳۰ جفت مشتری، جواب‌های مسئله 2-VRPTW متناظر به‌عنوان حد پایین مسئله در نظر گرفته شد و نشان داده شد که الگوریتم پیشنهادی در زمان نسبتاً کم، به جواب‌های با کیفیتی (کمتر از ۶٪ شکاف از حد پایین) دست می‌یابد.

منابع

[1] Apte, U. M., & Viswanathan, S., ***" Effective cross docking for improving distribution efficiencies***", *International Journal of Logistics*, 3,91–302,2000.

[2] Young Hae Lee, Jung Woo Jung, Kyong Min Lee, "***Vehicle routing for cross docking in the supply chain***", *Computers & Industrial Engineering,* 51, 247–256,2006.

[3] Min Wen, Jesper Larsen, Jens Clausen, Jean-François Cordeau, Gilbert Laporte, "***Vehicle routing with cross dockin***" *, Journal of Operation Research Society* 60(12), pp.1708-1718,2007.

[4] Ching-Jong Liao, Yaoming Lin, Stephen C. Shih , "V***ehicle routing with cross docking in the supply chain***" *Expert Systems with Applications*, 37 , 6868–6873, 2010.

[5] S.-C. Lo , C.-Y. Wang , "***A PSO approach for vehicle routing problem with cross docking in logistics management***" *,The 2010 World Congress in Computer Science, Computer Engineering, and Applied Computing*, Las Vegas, USA,July 12-15, 2010.

[6] Behnam Vahdani, Reza Tavakkoli-Moghaddam ,Mostafa Zandieh , Jafar Razmi , "***Vehicle routing scheduling using an enhanced hybrid optimization approach***", *Journal of Intelligent Manufacturing*, In press, DOI 10.1007/s10845-010-0427-y,2010.

[7] S. Kirkpatrick, C. D. Gelatt, and M. P. Vecchi, "***Optimization by simulated annealing***", *Science*, 220,671–680, 1983.

[8] Ho, S.C., Haugland, D., "A ***tabu search heuristic for the vehicle routing problem with time windows and split deliveries***", *Computers & Operations Research 31,1947–1964,*2003.