

حل مسئله گروه بندی واگن‌ها در راه آهن باری با استفاده از الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی

مسعود یقینی*، استادیار، دانشکده مهندسی راه‌آهن، دانشگاه علم و صنعت ایران، تهران، ایران
محسن پورسیدآقایی، استادیار، دانشکده مهندسی راه‌آهن، دانشگاه علم و صنعت ایران، تهران، ایران
بهنام نجاری، دانشجوی کارشناسی ارشد، دانشکده مهندسی راه‌آهن، دانشگاه علم و صنعت ایران، تهران، ایران

E-mail: yaghini@iust.ac.ir

دریافت: ۱۳۸۸/۱۰/۲۸ - پذیرش: ۱۳۸۹/۰۳/۲۹

چکیده

هدف از این مقاله، ارزیابی روشی برای حل یکی از مسایل پیش روی کارشناسان در حوزه حمل و نقل ریلی یعنی مسئله گروه‌بندی واگن‌ها در راه‌آهن باری است. مسئله گروه بندی واگن‌ها یکی از مسایل مهم مطرح شده در حوزه راه‌آهن باری است، به طوری که با حل آن می‌توان تا حدود زیادی هزینه‌های عملیاتی راه‌آهن را کاهش داد و در زمان رسیدن کالاهای به مقصد صرفه‌جویی کرد. حل این مسئله با استفاده از نرم‌افزارهای تجاری، به دلیل بزرگی ابعاد آن برای راه‌آهن‌های بزرگ دنیا تقریباً غیر ممکن است.

در این مقاله، پس از بررسی مسئله گروه بندی واگن‌ها و ارزیابی مدل ریاضی برای مسئله، روشی برای حل این مسئله با استفاده از الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی^۱ ارزیابی می‌شود که قادر است مسایل بزرگ را در زمان معقولی حل کند. برای نشان دادن کارایی الگوریتم، تعدادی مسئله نمونه که به صورت تصادفی تولید شده‌اند، با استفاده از الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی پیشنهادی و نرم‌افزار CPLEX حل شده‌اند و نتایج آن گزارش شده است. ابتدا برای نشان دادن اعتبار الگوریتم، تعدادی مسئله نمونه با ابعاد کوچک با هر دو روش حل دقیق^۲ و الگوریتم پیشنهادی حل شده و نتایج با یکدیگر مقایسه گردیدند. همچنین برای نشان دادن کارایی الگوریتم تعدادی مسئله نمونه با ابعاد بزرگ‌تر تهیه شده است و نتایج حل آنها با استفاده از هر دو روش از جهت زمان حل و دقت جواب‌ها مقایسه شده است.

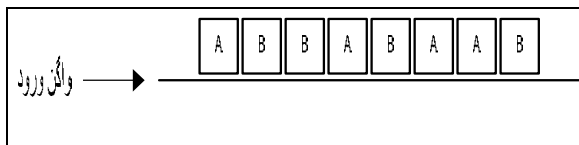
واژه‌های کلیدی: گروه بندی واگن‌ها، راه‌آهن باری، شبیه‌سازی حرارتی، بهینه‌سازی، کوتاه‌ترین مسیر k ام

۱. مقدمه

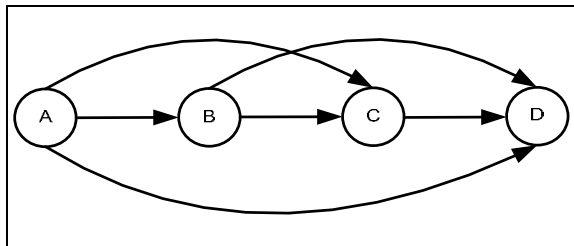
بنابراین واگن‌ها باید در ایستگاههای مبدأ جمع‌آوری شوند و پس از این که تعداد آنها به یک مقدار مشخص رسید قطار تشکیل و توسط لکوموتیو به ایستگاه مقصد منتقل می‌شود. در بسیاری از کشورهای جهان، راه‌آهن باری دارای زمان‌بندی حرکت از قبل مشخصی نیست و قطارهای باری معمولاً زمانی حرکت می‌کنند که کالا و واگن برای ارسال به اندازه کافی موجود باشد. واگن‌ها در ایستگاه مبدأ در خطوطی به نام تراک^۳ جمع‌آوری می‌شوند و پس از پر شدن هر تراک، به سمت ایستگاه مقصد ارسال می‌شوند. نمونه‌ای از یک ایستگاه مبدأ به همراه تراک‌های آن در شکل ۱ نشان داده شده است.

مسئله گروه بندی واگن‌ها یکی از پایه‌ای‌ترین مسایل مطرح شده در راه‌آهن باری است که جواب حاصل از آن به عنوان ورودی برای حل مسایل دیگری چون برنامه‌ریزی حرکت قطار، تخصیص قطار به بلاک و تخصیص لکوموتیو به قطار مورد استفاده قرار می‌گیرد. در راه آهن ایستگاههایی وجود دارند که به عنوان ایستگاه مبدأ مطرح هستند. در این ایستگاهها، واگن‌ها جمع‌آوری و به ایستگاههای مقصد ارسال می‌شوند. ترتیب ورود واگن‌ها به ایستگاه مبدأ معمولاً از قبل مشخص نیست، یعنی صاحبان بار کالاهای خود را با یک برنامه از قبل مشخص شده به ایستگاه مبدأ تحویل نمی‌دهند.

برای مثال، شکل ۳ یک شبکه فیزیکی ساده را به همراه کلیه بلاک‌هایی که می‌توان از ایستگاه A به سایر ایستگاهها ارسال کرد، نشان می‌دهد.



شکل ۲. تخصیص یک تراک به واگن‌های دو ایستگاه مقصد A و B در ایستگاه مبدأ

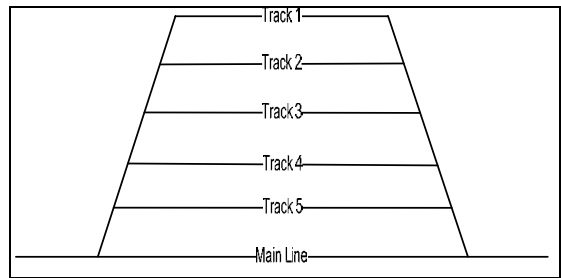


شکل ۳. شبکه فیزیکی و شبکه بلاک

اکنون این حالات را شمارش می‌کنیم. در برنامه اول می‌توان در ایستگاه A به ازای هر ایستگاه مقصد یک بلاک تشکیل داد. در این صورت واگن‌های هر ایستگاه با یک کمان مجزا، از ایستگاه A به ایستگاه مقصد ارسال می‌شود. در برنامه دوم واگن‌های ایستگاه مقصد B و C در یک بلاک جمع‌آوری شده و توسط کمان A-B به ایستگاه B ارسال می‌شوند. در ایستگاه B پس از عملیات تفکیک، واگن‌های B و C از یکدیگر جدا شده و واگن‌های C توسط کمان B-C به ایستگاه C ارسال می‌شوند. واگن‌های مقصد D نیز در یک بلاک مجزا قرار گرفته و توسط کمان A-D مستقیماً به ایستگاه D ارسال می‌شوند. در برنامه سوم واگن‌های ایستگاه B به صورت مستقیم به ایستگاه B ارسال می‌شوند و واگن‌های C و D در یک بلاک توسط کمان A-C به ایستگاه C ارسال شده و در آنجا پس از عملیات تفکیک واگن‌های D به مقصد ارسال می‌شوند.

در برنامه چهارم می‌توان واگن‌های B و D را در یک بلاک قرار داده و واگن‌های C را مستقیماً ارسال کرد. در برنامه پنجم نیز می‌توان کلیه واگن‌ها را با یکدیگر در یک بلاک قرار داد (بلاک B-C-D) و در هر ایستگاه آنها را تفکیک کرده و به مقصد بعدی فرستاد.

این پنج برنامه کلیه حالات بلاک کردن واگن‌ها را برای شبکه ریلی ساده شکل ۳ نشان می‌دهد، ولی محدودیت‌های ایستگاه در تعداد تراک و همچنین تعداد عملیات تفکیک در ایستگاهها باعث می‌شود که بعضی از آنها نشدنی باشند.



شکل ۱. نمونه‌ای از یک ایستگاه مبدأ در راه آهن

اگر در ایستگاه نشان داده شده در شکل ۱ تنها به پنج ایستگاه مقصد، واگن برای ارسال وجود داشته باشد، آنگاه هر یک از تراک‌ها به یک ایستگاه مقصد تخصیص داده می‌شود و واگن‌های مربوط به هر ایستگاه مقصد به آن تراک اضافه می‌شود، اما در صورتی که تعداد ایستگاههای مقصد از این ایستگاه مبدأ بیشتر از تعداد تراک‌های موجود در ایستگاه مبدأ باشد، آنگاه باید یک یا چند تراک را به بیشتر از دو یا چند ایستگاه مقصد تخصیص داد. شکل ۲ طرز قرار گرفتن واگن‌ها به مقصد A و B را در یکی از تراک‌های شکل بالا نشان می‌دهد.

همان‌طور که در شکل ۲ نشان داده شده است، واگن‌ها به همان ترتیبی که در ایستگاه مبدأ دریافت شده‌اند، در تراک قرار می‌گیرند و مرز جدایی بین واگن‌های ایستگاه A و B وجود ندارد. گروهی از واگن‌ها که همانند شکل ۲ در ایستگاه مبدأ در یک تراک قرار می‌گیرند، یک بلاک^۴ نامیده می‌شود. بلاک نشان داده شده در شکل ۲، ابتدا به ایستگاه A ارسال می‌شود و پس از جداسازی واگن‌های A از B توسط عملیات تفکیک^۵، و به ایستگاه B ارسال می‌شود.

عملیات تفکیک واگن در راه آهن بسیار پرهزینه و زمان‌بر است، به صورتی که به ازای عملیات تفکیک در هر ایستگاه، حدوداً یک روز تأخیر ایجاد می‌شود. هزینه عملیات تفکیک شامل هزینه کارکنان، هزینه لکوموتیو مانور و جریمه حاصل از تأخیر است. به همین دلیل شرکت‌های حمل و نقل ریلی، سعی در کاهش تعداد عملیات تفکیک در طول مسیر قطارها را دارند تا هم هزینه‌های عملیاتی را کاهش دهند و هم تقاضاها را سریع‌تر به مقصد برسانند.

۱-۱ تعریف شبکه بلاک

در این بحث مفهومی به نام شبکه بلاک وجود دارد که از روی شبکه فیزیکی راه آهن ساخته می‌شود. در شبکه بلاک، کلیه حالاتی که می‌توان بلاک‌ها را ایجاد کرد، نشان داده می‌شوند.

۲-۱ مدل ریاضی مسئله گروه بندی واگن‌ها

پس از معرفی مسئله گروه بندی واگن‌ها، مدل مسئله معرفی می‌شود. این مدل توسط [Ahuja, Jha, and Liu, 2007] معرفی شد. برای معرفی مدل ابتدا پارامترها و متغیرهای تصمیم مدل معرفی می‌شوند. پارامترهای مدل عبارتند از:

N : مجموعه گره‌های شبکه که نشان‌دهنده ایستگاهها در شبکه بلاک هستند.

A : مجموعه کمان‌هایی (بلاک) که می‌توانند در شبکه بلاک تشکیل شوند.

$\delta^+(i)$: مجموعه کمان‌ها در شبکه بلاک که از ایستگاه i خارج می‌شوند.

$\delta^-(i)$: مجموعه کمان‌ها در شبکه بلاک که به ایستگاه i وارد می‌شوند.

K : مجموعه کالاها که باید ارسال شوند.

$o(k)$: ایستگاه مبدأ کالای k ام.

$d(k)$: ایستگاه مقصد کالای k ام.

v_k : تعداد واگن‌های کالای k ام.

m_{ij} : هزینه ارسال یک واگن بر روی کمان $ij \in A$.

h_i : هزینه تفکیک یک واگن در ایستگاه i ام.

c_i : حداکثر تعداد واگنی که می‌تواند در ایستگاه i تفکیک شود.

b_i : حداکثر تعداد بلاکی که می‌تواند در ایستگاه i تشکیل شود.

و متغیرهای تصمیم مسئله عبارتند از:

y_{ij} : متغیر صفر و یک است و زمانی که کمان $ij \in A$ تشکیل شود، برابر یک خواهد بود.

x_{ij}^k : مقدار کالای k ام که بر روی کمان $ij \in A$ جریان دارد که یا برابر صفر است و یا برابر v_k .

$$\min \sum_{k \in K} \sum_{ij \in A} m_{ij} x_{ij}^k + \sum_{k \in K} \sum_{i \in N} \sum_{ij \in \delta^+(i)} h_i x_{ij}^k \quad (1)$$

s.t.

$$\sum_{ij \in \delta^+(i)} x_{ij}^k - \sum_{ij \in \delta^-(i)} x_{ij}^k = \begin{cases} v_k & i = o(k) \\ 0 & i \neq \{o(k), d(k)\}, k \in K \\ -v_k & i = d(k) \end{cases} \quad (2)$$

$$\sum_{k \in K} x_{ij}^k \leq U y_{ij} \quad ij \in A \quad (3)$$

$$\sum_{ij \in \delta^+(i)} y_{ij} \leq b_i \quad i \in N \quad (4)$$

$$\sum_{k \in K} \sum_{ij \in \delta^-(i)} x_{ij}^k \leq c_i \quad i \in N \quad (5)$$

$$y_{ij} \in \{0, 1\} \quad ij \in A \quad (6)$$

$$x_{ij}^k \in \{0, v_k\} \quad ij \in A, k \in K \quad (7)$$

تابع هدف مسئله عبارتست از کمینه کردن هزینه ارسال کلیه کالاها از مبدأ به مقصد به طوری که این هزینه عبارتست از هزینه ارسال کالا بر روی کمان‌ها و هزینه عملیات تفکیک در ایستگاهها. محدودیت اول، محدودیت‌های توازن^۱ را نشان می‌دهد که در آن تفاضل مجموع کالاهای خروجی از یک ایستگاه به مجموع کالاهای ورودی به همان ایستگاه برای گره‌های مبدأ، مقصد و میانی به ترتیب برابر v_k ، $-v_k$ و 0 است. محدودیت دوم تنها به بلاک‌هایی اجازه تشکیل شدن می‌دهد که حتماً کالایی از آن عبور کرده باشد. در این محدودیت U یک مقدار بزرگ است. محدودیت سوم تعداد بلاک‌هایی را که در هر ایستگاه تشکیل می‌شود و محدودیت چهارم تعداد عملیات تفکیک قابل انجام در هر ایستگاه را محدود می‌کند.

راه‌آهن‌های مختلف جهان برای تشکیل بلاک و ارسال آنها قوانین متفاوتی دارند، برخی از آنها اجازه ارسال کالاهای یک مبدأ-مقصد خاص را با استفاده از دو یا چند بلاک نمی‌دهند. در مدل ارائه شده نیز این نکته صدق می‌کند و محدود شدن متغیر تصمیم x_{ij}^k به مقدار 0 و v_k این امر را تضمین می‌کند. این محدودیت در ادبیات موضوع، محدودیت استراتژی^۲ خالص^۳ نامیده می‌شود.

۲. مروری بر ادبیات موضوع

مسئله گروه‌بندی واگن‌ها توسط تنی چند از پژوهشگران حوزه حمل‌ونقل ریلی مورد بررسی قرار گرفته است. اولین مقاله درباره این موضوع توسط Bodin در سال ۱۹۸۰ منتشر شد [Bodin (et. al.), 1980]. او یک مدل غیر خطی عدد صحیح برای مسئله ارائه کرد که بر مبنای مسئله جریان‌های چند کالایی^۴ در شبکه تعریف شده است. این مدل برای راه‌آهن فدرال آمریکا طراحی شده بود و Bodin سعی کرد اولین بار آن را با استفاده از سیستم برنامه‌ریزی ریاضی IBM (MPSX/370) حل کند، ولی

جدول ۱. مقایسه محدودیت‌ها و توابع هدف مسئله گروه بندی واگن‌ها

محدودیت ها و هزینه ها	Bodin	Newton	Barnhart	Ahuja
محدودیت استراتژی خالص	☺			☺
محدودیت حداکثر تعداد بلاک	☺	☺	☺	☺
محدودیت طول بلاک	☺			
محدودیت ظرفیت بلاک				☺
محدودیت ظرفیت عملیات تفکیک	☺	☺	☺	☺
هزینه عملیات مانور در ایستگاهها	☺	☺	☺	☺
هزینه ارسال واگن‌ها در طول مسیر	☺	☺	☺	☺
هزینه انتظار واگن‌ها در ایستگاه	☺			

۸. الگوریتم پیشنهادی برای مسئله گروه‌بندی واگن‌ها

همان‌طور که قبلاً نیز گفته شد، برای حل مسئله گروه بندی واگن‌ها از الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی^{۱۴} استفاده شده است. در این بخش ابتدا به معرفی الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی پرداخته شده و سپس الگوریتم پیشنهادی برای حل مسئله گروه بندی واگن‌ها ارائه می‌شود.

۱-۳ الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی

الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی به دلیل پیاده‌سازی آسان و قابلیت آن در به دام نیفتادن در منطقه بهینه محلی، از اهمیت ویژه‌ای برخوردار است. این الگوریتم از فرآیند حرارت دادن فلزات و سرد کردن کنترل شده آنها (آنیل کردن فلزات) برای رسیدن به یک ساختار مناسب و بهبود خواص فیزیکی آنها، الهام گرفته است. الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی اولین بار توسط Kirkpatrick و همکارانش در سال ۱۹۸۳ [Kirkpatrick, Gelatt and Vecchi, 1983] معرفی شد و تا امروز به عنوان یک روش بهینه‌سازی مورد توجه تعداد زیادی از محققین قرار گرفته است. یکی از مهم‌ترین خصوصیات الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی، توانایی آن در خروج از منطقه بهینه محلی است که این کار را با استفاده از قبول جواب‌های بدتر از روی جواب جاری انجام می‌دهد. فرض می‌کنیم که Ω فضای جواب مسئله است و

آنها به این نتیجه رسیدند که حل مدل واقعی با امکانات آن زمان و بدون استفاده از روش‌های ابتکاری، امکان‌پذیر نیست.

۳. بعد از آن، اسد [Assad, 1983] در سال ۱۹۸۳ مسئله گروه بندی واگن‌ها را برای یک مسئله با n ایستگاه و یک خط حل کرد. او برای حل مدل خود از برنامه‌ریزی دینامیک^۹ کمک گرفت و توانست یک جواب خوب برای مسئله خود ارائه کند. سپس ون دایک [Van Dyke, 1986] در سال‌های ۱۹۸۶ مدل جامعی از مسئله گروه بندی واگن‌ها معرفی کرد که همزمان مسئله تخصیص لکوموتیو به بلاک^{۱۱} (برنامه‌ریزی تشکیل قطار) را شامل می‌شد. او برای حل مدل خود یک الگوریتم هیوریستیک پیشنهاد کرد که با حل یک سری مسئله کوتاه‌ترین مسیر^{۱۱} در شبکه‌ای که کمان‌های آن همان بلاک‌های مسئله گروه بندی واگن‌ها هستند، جواب تقریبی مسئله را ارائه می‌کرد.

۴. در سال ۱۹۹۸ [Newton, Barnhart and Vance, 1998] یک مدل MIP برای مسئله گروه بندی واگن‌ها ارائه کردند. آنها مدل خود را با استفاده از روش شاخه و کران^{۱۲} حل کرده و برای ایجاد شاخه و کران، از قوانینی استفاده کردند تا مدت زمان حل مسئله را کاهش دهند.

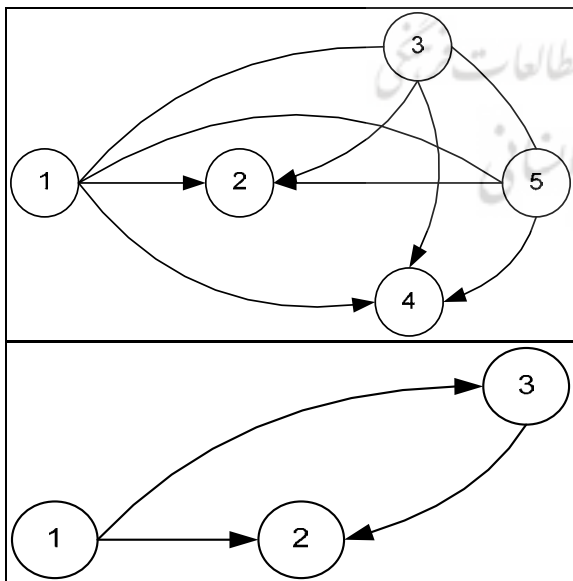
۵. در سال ۲۰۰۰، [Barnhart, Jin and Vance, 2000] مدل روش Lagrangian Relaxation حل و جوابی نزدیک به جواب بهینه برای آن گزارش کردند. آنها مدل MIP را به دو مدل کوچک‌تر و ساده‌تر (Sub-problem) تقسیم و با استفاده از روش بهینه‌سازی گرادیان آن را حل کردند.

۶. اما آخرین کار جدی در این زمینه مربوط به [Ahuja, Jha and Liu, 2007] است که در سال ۲۰۰۷ ارائه شده است. او برای حل مدل MIP خود از الگوریتمی به نام جستجوی همسایگی با ابعاد بسیار بزرگ^{۱۳} استفاده کرد. این الگوریتم، کار را با یک جواب شدنی آغاز می‌کند و به صورت متناوب جواب را بهبود می‌بخشد و این کار را با تغییر همسایگی در هر مرحله انجام می‌دهد. آنها روش خود را بر روی دو راه‌آهن بزرگ آمریکا با نام‌های CSX و BNSF پیاده‌سازی و ادعا کردند که روش آنها قادر خواهد بود هزینه‌های عملیاتی این دو راه‌آهن بزرگ را تا حدودی کاهش دهد.

۷. جدول ۱ مقایسه‌ای بین هزینه‌های تابع هدف و محدودیت مدل‌های ارائه شده توسط پژوهشگران مختلفی که در زمینه مسئله گروه بندی واگن‌ها تحقیق کرده‌اند، را نشان می‌دهد.

۳-۲-۱ شبکه بلاک و شبکه فرعی^{۱۵}

قبلاً شبکه فیزیکی و شبکه بلاک معرفی شد. شبکه بلاک از روی شبکه فیزیکی و با توجه به امکانات ایستگاه و خصوصیات خطوط ریلی ساخته می شود. تعداد گره های شبکه بلاک برابر شبکه فیزیکی است، ولی تعداد کمان های آن چند برابر شبکه فیزیکی است. با توجه به این که وقتی یک بلاک از ایستگاه مبدأ ارسال می شود، تنها در ایستگاههایی می تواند توقف کند که آن ایستگاهها یکی از مقاصد بلاک است، می توان شبکه بلاک را به ازای هر ایستگاه مبدأ به صورت شبکه کوچک تری طراحی کرد. این شبکه شامل یک ایستگاه مبدأ و ایستگاههای مقصد مجموعه ای از تقاضاهاست که از آن مبدأ ارسال می شوند. برای مثال به شکل ۴ دقت کنید، این شکل یک شبکه بلاک را برای یک شبکه ریلی کوچک ترسیم می کند که در آن ایستگاههای ۱، ۳ و ۵ قابلیت انجام عملیات تفکیک را دارند. همان طور که در شکل دیده می شود، در شبکه بلاک از کلیه ایستگاههای تفکیک می توانیم به تمام ایستگاههای دیگر کمان داشته باشیم و این کمان برای دو ایستگاه تفکیک مجاور به صورت دو طرفه است. اگر تعداد ایستگاهها زیاد شود، تعداد کمانها به صورت نمایی افزایش می یابد، به همین دلیل، شبکه بلاک را برای هر مبدأ خاص به گونه ای تعریف می کنیم که فقط شامل مبدأ و مقاصد تقاضاها از آن مبدأ باشد. برای مثال اگر از ایستگاه مبدأ ۱ فقط به ایستگاههای ۲ و ۳ تقاضا داشته باشیم، شبکه بلاک فرعی به صورت شکل ۴ ترسیم می شود.



شکل ۴. شبکه بلاک و شبکه فرعی حاصل از آن

تابع f فضای جواب را روی تابع هدف R تصویر می کند ($f: \Omega \rightarrow R$). در واقع هدف از حل مسئله پیدا کردن جواب بهینه مسئله است، $w^* \in \Omega$ به طوری که $f(w^*) \leq f(w)$ باشد به ازای تمام $w \in \Omega$ باشد. تابع $N(w)$ به عنوان همسایگی جواب w معرفی می شود که با یک تکرار الگوریتم از روی جواب جاری حاصل می شود. الگوریتم کار را با یک جواب شدنی (w) آغاز می کند و در هر تکرار یک همسایگی ($w' \in N(w)$) تولید می کند. سپس براساس قاعده متروپولیس [Metropolis (et. al.), 1953] که بیانگر حرکت یک سیستم ترمودینامیک از حالت جاری به یک حالت دیگر است، همسایگی جدید را قبول یا رد می کند. همسایگی جدید با استفاده از تابع احتمالی زیر پذیرفته یا رد می شود:

$$P = \begin{cases} \exp^{(-f(w') + f(w)) / t_k} & \text{if } f(w') > f(w) \\ 1 & \text{if } f(w') \leq f(w) \end{cases} \quad (8)$$

که در آن t_k پارامتر دمای سیستم است و در هر تکرار تغییر می کند. اگر دما به صورت کنترل شده و به آهستگی سرد شود، در هر تکرار k از الگوریتم، سیستم به تعادل رسیده و انرژی آن کمینه می شود. دما در هر تکرار از الگوریتم به صورتی کنترل می شود که همواره بزرگتر از صفر باشد و حد آن وقتی k به بی نهایت میل می کند برابر صفر شود ($\lim_{k \rightarrow \infty} t_k = 0$).

به دلیل خصوصیات ذکر شده، امروزه الگوریتم شبیه سازی حرارتی به یکی از کاربردی ترین الگوریتم های فراابتکاری تبدیل شده است که از آن برای حل مسایل برنامه ریزی تولید، انواع مختلف مسایل مسیریابی و همچنین برای به دست آوردن جواب های بهینه پارتو در مسایل چند هدفه استفاده می شود [Jin, Song, and Wu, 2009], [Zhang, Wu, 2020], [Varadharajan, Rajendran, 2005], [Suman, 2004], [Lin, Yu, and Chou, 2009]

۳-۲ حل مسئله گروه بندی واگنها

در این قسمت الگوریتم پیشنهادی برای حل مسئله گروه بندی واگنها معرفی می شود. در بخش قبل مسئله گروه بندی واگنها به صورت کامل معرفی و محدودیتها و تابع هدف آن بررسی شد. در این قسمت الگوریتم پیشنهادی مؤلفین به طور کامل معرفی می شود.

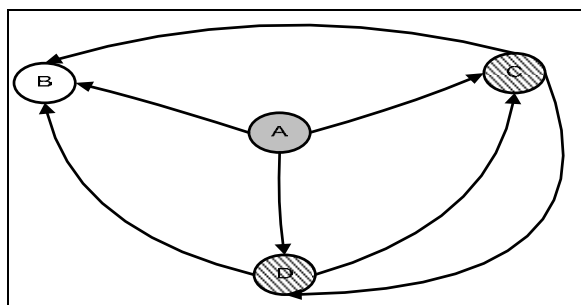
الگوریتمی که برای یافتن جواب اولیه استفاده کردیم به صورت زیر است:

- (۱) ابتدا یک مبدأ - مقصد را به صورت تصادفی انتخاب کنید و اگر تمامی مبدأ - مقصدها مسیریابی شده اند به ۷ بروید.
- (۲) یکی از کوتاه‌ترین مسیرهای مبدأ - مقصد را به صورت تصادفی انتخاب کنید.
- (۳) تمام کالاهایی که توسط مسیر انتخاب شده به سایر مقاصد نیز قابل ارسال هستند، به مسیر اختصاص دهید.
- (۴) از ظرفیت تراک و عملیات تفکیک ایستگاه مبدأ و ایستگاههایی که در طول مسیر قرار دارند، بکاهید.
- (۵) اگر مسیر شدنی بود به ۱ بروید در غیر این صورت برای انتخاب یک مسیر دیگر از مبدأ - مقصد انتخاب شده به ۲ بروید و اگر تمامی مسیرهای مبدأ - مقصد نشدنی بودند به ۶ بروید.
- (۶) تمام مسیرهای انتخاب شده در این مبدأ و کلیه مبادی دیگر که با این مبدأ در ارتباط هستند را حذف کنید و به ۱ بروید.
- (۷) پایان.

در صورتی که تمام مسیرهای یک مبدأ - مقصد شدنی نبود، نه تنها تمام مسیرهای آن مبدأ - مقصد، بلکه مسیرهای تمامی مبادی که با این مبدأ در ارتباط هستند را حذف کرده و آنها را دوباره مسیریابی می‌کنیم. به این ترتیب حتماً یک جواب شدنی برای مسئله پیدا می‌شود.

۳-۲-۳ تولید همسایگی

برای تولید همسایگی، ابتدا یک ایستگاه مبدأ را به صورت تصادفی انتخاب کرده و سعی می‌کنیم تا تمام کالاهای ارسالی از آن را دوباره مسیریابی کنیم. فرض کنید، ایستگاه A که یک ایستگاه مبدأ است به صورت تصادفی انتخاب می‌شود. این ایستگاه به همراه شبکه فرعی آن در شکل ۵ نشان داده شده است. ایستگاه A مبدأ است و ایستگاههای C و D علاوه بر این که ایستگاه مقصد هستند، ایستگاه تفکیک نیز هستند و عملیات تفکیک در آنها صورت می‌پذیرد.



شکل ۵. شبکه فرعی برای ایستگاه مبدأ A

شکل ۴ کلیه حالاتی که تقاضاهای مبدأ ۱ می‌تواند به مقصد ۲ و ۳ ارسال شود را نشان می‌دهد. این حالات شامل ارسال مستقیم به ایستگاههای ۱ و ۳ و یا ارسال تقاضای ۲ و ۳ به ایستگاه ۳، تفکیک آن در ایستگاه ۳ و سپس ارسال تقاضای ایستگاه ۲ از ایستگاه ۳ به ایستگاه ۲ هستند. برای ارسال تقاضاهای ایستگاه ۱ با ایستگاههای ۲ و ۳، حتی با استفاده از شبکه بلاک نیز حالت دیگری را نمی‌توان متصور شد، پس بهتر است برای مسیریابی تقاضاها از شبکه فرعی که ساده‌تر است، استفاده شود.

حال با استفاده از شبکه فرعی، تمامی بلاک‌هایی را که برای ارسال یک تقاضا می‌توانند مورد استفاده قرار گیرند، شناسایی می‌کنیم. باید توجه داشت که تعداد مسیرهایی که می‌توان در شبکه بلاک برای یک کالا شناسایی کرد برابر است با همان تعداد مسیر که در شبکه بلاک فرعی وجود دارد.

برای شناسایی مسیرها، از الگوریتم کوتاه‌ترین مسیر k [Ruppert, 2000, Katoh, Ibaraki and Mine, 1982, Gotthilf and Lewenstein, Zijpp and Catalano, 2005, Sedeño and González, 2010, 2009] استفاده می‌شود. این الگوریتم قادر است تعداد k تا از کوتاه‌ترین مسیرهای هر تقاضا را مشخص کند. در این مقاله تعداد k را برابر با ۱۰ قرار دادیم. یعنی به‌ازای هر تقاضا تعداد ۱۰ عدد از کوتاه‌ترین مسیرهای آن تقاضا از ایستگاه مبدأ به ایستگاه مقصد آن تقاضا مشخص شده و سعی می‌گردد تقاضاها از طریق آنها مسیریابی شوند.

۳-۲-۳ ساخت جواب اولیه

برای پیدا کردن جواب شدنی اولیه دو راه وجود دارد. اگر مسئله گروه بندی واگن‌ها برای راه‌آهنی پیاده می‌شود که در حال حاضر از یک برنامه مشخص برای بلاک کردن واگن‌های هر مبدأ - مقصد استفاده می‌کند، می‌توان از آن برنامه به عنوان جواب شدنی اولیه استفاده کرد. اما اگر مسئله گروه بندی برای راه‌آهنی که دارای برنامه مشخصی نیست مطرح است، دیگر نمی‌توان از برنامه اولیه به عنوان جواب شدنی اولیه استفاده کرد و باید الگوریتمی برای ارایه جواب اولیه ارایه نمود. برای ارایه جواب شدنی باید توجه داشت که مسئله دارای سه محدودیت مهم است که دو محدودیت تعداد تراک در ایستگاه و ظرفیت مانور ایستگاه، با یکدیگر در تعارض اند، یعنی با رعایت یکی از آنها ممکن است دیگری نقض شود، همچنین برای این که یک مسئله جواب شدنی داشته باشد.

جدول ۲. مسیرهای شبکه فرعی شکل

شماره مسیر	مبدأ - مقصد	مقاصد فرعی	مسیر	نمایش مسیر
۱	A-B	-	A-B	1 1 0 0
۲	A-B	D	A-D-B	1 1 0 1
۳	A-B	C	A-C-B	1 1 1 0
۴	A-B	C-D	A-C-D-B	1 1 1 1
۵	A-B	D-C	A-D-C-B	1 1 1 1
۶	A-C	-	A-C	1 0 1 0
۷	A-C	D	A-D-C	1 0 1 1
۸	A-D	-	A-D	1 0 0 1
۹	A-D	C	A-C-D	1 0 1 1

یک بلاک را تشکیل می‌دهند و از ایستگاه A به سمت ایستگاه D ارسال می‌شوند. در ایستگاه D عملیات تفکیک روی واگن‌ها صورت می‌گیرد و واگن‌های B و D را از یکدیگر جدا می‌کند. سپس واگن‌های B از ایستگاه D به سمت ایستگاه B ارسال می‌شوند. همچنین واگن‌های A به مقصد C نیز در ایستگاه A تشکیل بلاک می‌دهند و به سمت ایستگاه C به صورت مستقیم ارسال می‌شوند. در هر مرحله از تولید مسیر برای ارسال تقاضاها از یک مبدأ باید اطمینان حاصل شود که مسیرهای ساخته شده محدودیت‌های بلاک و ظرفیت مانور ایستگاهها را نقض نکنند، در غیر این صورت فرایند ساخت مسیر باید مجدداً تکرار شود.

۳-۳ همگرایی الگوریتم

در این بخش در مورد همگرایی الگوریتم پیشنهادی صحبت خواهیم کرد. یکی از مهم‌ترین پارامترها در همگرایی الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی، فرایند سرد کردن دمای سیستم در این الگوریتم است، به طوری که اگر این فرایند خیلی سریع اتفاق بیافتد، الگوریتم در نقطه بهینه محلی به دام می‌افتد و اگر خیلی کند انجام شود، با آن که ممکن است الگوریتم بتواند نقطه بهینه جهانی را بیابد، ولی زمان استفاده شده از نظر اقتصادی مقرون به صرفه نخواهد بود. در هر صورت [Geman, 1984] اثبات کرده است که استفاده از تابع $T = Cons / \log t$ برای سرد کردن می‌تواند همگرایی الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی را برای طیف وسیعی از مسایل بهینه‌سازی ترکیباتی تضمین کند، ولی این تابع نیز برای فرایند سرد کردن بسیار کند عمل می‌کند و صرفه اقتصادی ندارد.

علاوه بر فرایند سرد کردن دما، فرایند پیدا کردن همسایگی جدید در الگوریتم نیز باید مناسب طراحی شود. دو شرط زیر برای طراحی فرایند ایجاد همسایگی جدید الزامی است:

- اول این که بتوان همسایگی را کاملاً به صورت تصادفی ایجاد کرد.
- دوم این که تمامی حالات ممکن بتوانند توسط این مولد ایجاد شوند.

هر دو شرط بالا برای پیدا کردن همسایگی جدید در الگوریتم پیشنهادی ارایه شده در این مقاله صادق خواهد بود. شرط اول بیان می‌کند که از یک همسایگی موجود باید بتوان به صورت تصادفی به همسایگی جدید دیگر رسید. در واقع هدف از این

مسیرهای تعریف شده برای این شبکه جایگزین، در جدول ۲ نشان داده شده‌اند. ستون مقاصد فرعی بیانگر ایستگاههای مقصدی است که تقاضای آنها از ایستگاه مبدأ به وسیله مسیر جاری قابل حمل است.

در ستون نمایش مسیر، نحوه نمایش هر مسیر ارایه شده است. برای تولید همسایگی، ماتریسی به نام path شامل تمام مسیرها به شکل زیر ایجاد می‌کنیم، همچنین در ماتریس ستونی pathnum شماره مسیر را نگهداری می‌کنیم. به صورت تصادفی یکی از سطرهای آن را انتخاب می‌کنیم و کلیه سطرهای ماتریس را که درایه ستونی نظیر آن در سطر انتخاب شده برابر یک است، به غیر از ستون اول، حذف می‌کنیم.

این کار را ادامه می‌دهیم تا تمامی درایه‌های ماتریس حذف شوند، بنابراین مسیرهای انتخاب شده مجموعه‌ای از مسیرها را تشکیل می‌دهند که تمام کالاها را از مبدأ A به مقاصد B، C و D می‌توانند ارسال کنند.

فرض کنید در ماتریس بالا ابتدا مسیر دوم انتخاب می‌شود. چون درایه‌های دوم و چهارم آن یک هستند، پس تمام سطرهایی که درایه‌های دوم و چهارم آنها برابر ۱ است را حذف می‌کنیم. ماتریس path به شکل زیر تبدیل می‌شود:

$$pathnum = [6] \quad path = [1010]$$

تنها یک سطر باقی می‌ماند، پس آن را انتخاب و سپس حذف می‌کنیم. حال تمام سطرهای ماتریس حذف شده است و سطرهای انتخاب شده برابرند با سطر دوم که بیانگر مسیر دوم است (A-D-B) و سطر ششم که بیانگر مسیر ششم است (A-C). با انتخاب این دو مسیر ابتدا واگن‌های A به مقاصد B و D

$$P(x, y, t) = \min(1, u(x, y, t)) \quad (9)$$

که در آن:

$$u(x, y, t) = \left(1 + (q-1) \frac{E(y) - E(x)}{T} \right)^{1/(1-q)} \quad (10)$$

و در آن q یک مقدار ثابت و E تابع هزینه است. با ثابت نگاه داشتن کلیه پارامترها، احتمال پذیرش همسایگی جدید با افزایش مقدار q افزایش می‌یابد. زمانی که q به سمت ۱ میل می‌کند، تابع احتمالی بالا به تابع معروف بولتزمن تبدیل می‌شود.

$$\lim_{q \rightarrow 1} \left(1 + (q-1) \frac{E(y) - E(x)}{T} \right)^{1/(1-q)} = e^{-\frac{E(y) - E(x)}{T}} \quad (11)$$

در واقع از ثابت q می‌توان به نوعی به درجه آزادی الگوریتم در انتخاب جواب‌های بدتر، تعبیر کرد، به صورتی که وقتی مقدار این پارامتر کوچک است، الگوریتم جواب‌های بد را با احتمال کمتری می‌پذیرد و الگوریتم به یک الگوریتم جستجوی محلی ساده تبدیل می‌شود و زمانی که مقدار این پارامتر بزرگ‌تر می‌شود، الگوریتم جواب‌های بدتر را راحت‌تر می‌پذیرد و گام پرش‌ها بزرگ‌تر می‌شود.

تابع زمان‌بندی سرد کردن نیز به صورت زیر تعریف می‌شود.

$$T(t) = \frac{b}{t^c} \quad (12)$$

به طوری که b دمای اولیه سیستم است و c یک پارامتر ثابت است. مقدار دمای سیستم با افزایش تکرارهای الگوریتم $T(t)$ ، کاهش می‌یابد. با افزایش پارامتر c سرد کردن سیستم سریع‌تر اتفاق می‌افتد و الگوریتم سریع‌تر به دمای پایانی نزدیک می‌شود. باید توجه داشت که با سرد کردن سریع دمای سیستم، ممکن است که الگوریتم در نقطه بهینه محلی به دام بیفتد و با سرد کردن آرام، اگرچه الگوریتم به احتمال قوی نقطه بهینه جهانی را خواهد یافت، ولی کارایی آن به شدت پایین خواهد آمد.

کنترل پارامترهای ذکر شده در این بخش شدیداً به نوع مسئله، ساختار هزینه و اندازه مسئله بستگی دارد. Nishimori در سال ۲۰۰۸ [Nishimori and Inoue-2008] با خاصیت زنجیره مارکوفی اثبات کرد که با استفاده از این توابع الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی همگرا خواهد بود. همگرایی الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی توسط [Andrieu, Breyer and Doucet, 1999] نیز بررسی شده است.

شرط این است که سیستم تعریف شده برای تولید همسایگی جدید، نسبت به همسایگی‌های خاصی یا فضای محدودی از فضای جواب، تمایل بیشتری نداشته باشد و قادر باشد تا همسایگی جدید را کاملاً به صورت اتفاقی تولید کند. همان‌طور که پیش از این نیز در بخش قبل در مورد ایجاد همسایگی جدید از روی همسایگی جاری توضیح داده شد، الگوریتم، ابتدا یک ایستگاه مبدأ را به صورت اتفاقی انتخاب می‌کند و کلیه مسیرهای تشکیل شده از این ایستگاه را حذف و سپس سعی می‌کند مسیرهای جدیدی را برای تقاضاهای ایستگاه مبدأ انتخاب کند. فرایند انتخاب مسیر نیز برای تقاضاها دارای تمایل نسبت به تقاضای خاصی نیست و تقاضاها به ترتیب خاصی مسیریابی نمی‌شوند.

به عنوان مثال، در یک تکرار امکان دارد یک تقاضا به عنوان اولین تقاضا مسیریابی شود و در تکرار دیگری همین تقاضا در آخر مسیره می‌شود. با در نظر گرفتن موارد بالا می‌توان ادعا کرد که تولید همسایگی جدید کاملاً اتفاقی صورت می‌گیرد. شرط دوم بیان می‌کند که فرایند تولید همسایگی باید توان تولید تمام همسایگی‌های ممکن را دارا باشد.

هدف از این شرط این است که تابع مولد همسایگی، پتانسیل تولید جواب بهینه مسئله را داشته باشد. با در نظر گرفتن ۱۰ عدد از کوتاه‌ترین مسیرهای ممکن برای هر تقاضا، تضمین می‌شود که تابع مولد همسایگی جدید، قادر خواهد بود جواب بهینه مسئله را نیز به عنوان یک همسایگی تولید کند. در عمل حداکثر تعداد عملیات تفکیکی که بر روی هر بلاک انجام می‌شود بیش از ۲ یا حداکثر ۴ (بستگی به قوانین راه‌آهن مورد نظر دارد) نمی‌تواند باشد و ما با در نظر گرفتن حداکثر ۱۰ مسیر کوتاه برای هر تقاضا، این تعداد عملیات تفکیک را پوشش می‌دهیم و حتی فراتر از آن نیز خواهیم رفت. بنابراین تابع مولد ما قابلیت تولید جواب بهینه مسئله را به عنوان یک همسایگی دارد.

۳-۴ توابع احتمال پذیرش و سرد کردن سیستم

الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی پیشنهادی دارای توابع و پارامترهای مختلفی است که در این قسمت بررسی می‌شوند. تابع احتمالی بکار رفته در الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی، همان تابع احتمالی Tsallis است. شکل این تابع برای قبول همسایگی جدید y وقتی که در حالت x هستیم به شکل زیر است:

۴. نتایج محاسباتی و کارایی الگوریتم

در این بخش الگوریتم شبیه سازی حرارتی برای حل مسئله گروه بندی واگنها را که در بخش قبل بررسی شد، با روش های دقیق^{۱۶} حل مسئله مقایسه می شوند. برای مقایسه تعدادی مسئله که به صورت تصادفی و با اندازه های مختلف تولید شده اند با استفاده از الگوریتم پیشنهادی و روش دقیق حل این مسئله با استفاده از نرم افزار CPLEX حل می شوند و سپس جوابها از نظر کیفیت جوابها و زمان حل مسئله بررسی می شوند. نرم افزار CPLEX برای حل بسیار سریع مسایل بزرگ و پیچیده و بدون دخالت فرد در فرآیند حل مسئله طراحی شده است. این نرم افزار قادر است مسایل خطی، مسایل با محدودیت های درجه دو و مسایل برنامه ریزی عدد صحیح و عدد صحیح مختلط را حل کند. نرم افزار CPLEX با توجه به خصوصیات مسئله برای آن الگوریتم مناسب را انتخاب می کند و سپس آن را حل می کند، به عنوان مثال بعضی از مسایل را از روش اولیه^{۱۷} و برخی را از روش دوگان^{۱۸} حل می کند. این نرم افزار همچنین قادر است تا یک مسئله را به صورت موازی و با چند الگوریتم حل کند و سپس بهترین و سریع ترین جواب را گزارش دهد.

برای ارزیابی اعتبار و کارایی الگوریتم پیشنهادی شبیه سازی حرارتی، از تعدادی مسئله نمونه که به صورت تصادفی و با سایزهای مختلفی طراحی شده اند کمک گرفته می شود. همان طور که گفته شده، این مسایل به صورت تصادفی طراحی شده اند و باید قادر باشند یک شبکه ریلی واقعی را کاملاً شبیه سازی کنند. هر یک از مسایل نمونه باید ویژگی هایی از شبکه ریلی که در ذیل آمده را در بر بگیرند:

- موقعیت فیزیکی ایستگاهها در شبکه ریلی
- تعداد تقاضای مبدأ - مقصد
- ایستگاه مبدأ و مقصد هر تقاضا
- تعداد واگن مربوط به هر تقاضای مبدأ - مقصد
- تعیین ایستگاههای با قابلیت تفکیک واگن
- ظرفیت بلاک و ظرفیت عملیات هر یک از ایستگاهها
- مسافت هر ایستگاه تا ایستگاه دیگر

۴-۱ تعیین اعتبار الگوریتم

برای این که از اعتبار الگوریتم پیشنهادی شبیه سازی حرارتی مطمئن شویم، چند نمونه مسئله کوچک که به صورت کاملاً تصادفی تولید شده اند را با آن حل می کنیم و نتایج به دست آمده را با نتایج به دست آمده از حل دقیق این مسایل با استفاده از نرم افزار CPLEX مقایسه می کنیم.

جدول ۳. مشخصات مسایل نمونه برای بررسی اعتبار الگوریتم

شماره مسئله	تعداد ایستگاه	تعداد تقاضای مبدأ - مقصد	تعداد ایستگاه مبدأ	تعداد ایستگاه تفکیک
۱	۵	۳	۲	۲
۲	۵	۵	۲	۳
۳	۵	۱۰	۵	۵
۴	۱۰	۵	۳	۳
۵	۱۰	۱۰	۵	۵
۶	۱۰	۳۱	۵	۵

جدول ۴. مقایسه SA و CPLEX برای بررسی اعتبار الگوریتم

شماره مسئله	SA	CPLEX	درصد خطا
۱	۵۴۶۰	۵۴۶۰	۰
۲	۱۱۴۰۰	۱۱۴۰۰	۰
۳	۲۰۸۸۰	۲۰۸۸۰	۰
۴	۹۹۹۰	۹۹۹۰	۰
۵	۲۳۹۴۰	۲۳۹۴۰	۰
۶	۶۰۳۶۰	۶۰۳۶۰	۰

جدول ۳ بیانگر مشخصات مسایل نمونه ایست که برای تست اعتبار الگوریتم شبیه سازی حرارتی طراحی شده است.

همچنین جدول ۴ مقایسه ای بین الگوریتم شبیه سازی حرارتی و CPLEX بر روی مسایل نمونه جدول ۳ ارائه می کند.

همان طور که در جدول ۴ دیده می شود، جوابهایی که الگوریتم شبیه سازی حرارتی را ارائه می کنند، با جوابهایی که CPLEX ارائه می کنند، منطبق اند. هدف از مقایسه جوابها بر روی نمونه مسایل با اندازه کوچک، در واقع تعیین اعتبار الگوریتم شبیه سازی حرارتی است. به این وسیله می توان از طراحی درست الگوریتم پیشنهادی اطمینان حاصل کرد.

۴-۲ کارایی الگوریتم

برای آن که از کارایی الگوریتم اطمینان حاصل شود، در حدود ۱۱ مسئله نمونه را که به صورت تصادفی تولید شده اند، با استفاده از الگوریتم شبیه سازی حرارتی و CPLEX حل کرده و جوابها را از جهت کیفیت و زمان حل بررسی می کنیم.

در این قسمت به این نتیجه می رسیم که با افزایش ابعاد مسئله، کارایی نرم افزار CPLEX به شدت کاهش می یابد، به طوری که

مجموع تمام زمان‌های ذکر شده برای حل مسئله با الگوریتم پیشنهادی را ارایه می‌کند.

ستون درصد خطا، نشان‌دهنده فاصله جواب‌های CPLEX و SA است. برای محاسبه درصد خطا، از فاصله جواب نهایی الگوریتم پیشنهادی تا جواب بهینه (جواب CPLEX) تقسیم بر جواب بهینه استفاده شده است. همان‌طور که در این ستون دیده می‌شود، فاصله جواب‌ها برای تمام نمونه‌ها بین ۰ تا ۵ درصد است. همچنین برای نمونه‌های ۹، ۱۰ و ۱۱ به علت ابعاد بزرگ مسئله و محدودیت حافظه فیزیکی، CPLEX قادر به ارایه جواب نیست. هر یک از مسایل نمونه پنج بار توسط الگوریتم پیشنهادی اجرا شده است و میانگین جواب‌ها و زمان‌های حل در جدول ۶ گزارش شده است.

تا این جا نشان داده شد که الگوریتم پیشنهادی معتبر است و برای اثبات آن تعدادی مسئله نمونه با سایز کوچک، با دو الگوریتم پیشنهادی و CPLEX حل و ملاحظه شد که برای نمونه‌های کوچک‌تر، الگوریتم پیشنهادی قادر است جواب بهینه (جواب CPLEX) را ارایه کند. همچنین برای اثبات کارایی الگوریتم چند مسئله نمونه با سایز بزرگ‌تر با استفاده از دو روش حل شدند و مشاهده شد که الگوریتم پیشنهادی، جواب‌های نزدیک به جواب بهینه و در زمان معقول ارایه می‌کند.

در واقع نقطه قوت الگوریتم پیشنهادی در جایی است که در آن CPLEX قادر به ارایه جواب نیست. همان‌طور که گفته شد، CPLEX برای مسایل نمونه ۹، ۱۰ و ۱۱، به علت محدودیت حافظه و ابعاد بزرگ این مسایل قادر به ارایه جواب نیست. این مسایل با تعداد ۵۰، ۸۰ و ۱۰۰ ایستگاه از جمله مسایل معمول و حتی کوچک در راه‌آهن‌های بزرگ دنیا هستند. حال که با استفاده از مقایسه مسایل نمونه، از اعتبار و کارایی الگوریتم پیشنهادی اطمینان حاصل شد، می‌توانیم از آن برای حل مسایل بزرگ‌تر که نرم‌افزارهای تجاری قادر به حل آن نیستند، استفاده کنیم.

۵. نتیجه‌گیری

مسئله گروه بندی واگن‌ها یکی از مهم‌ترین و پایه‌ای‌ترین مسایل مطرح شده در راه‌آهن باری است، به طوری که از اطلاعات به دست آمده از حل این مسئله به عنوان اطلاعات ورودی برای حل مسایل دیگر استفاده می‌شود. حل مسئله گروه بندی واگن‌ها با استفاده از نرم‌افزارهای تجاری حل مدل‌های تحقیق در عملیات عملاً غیرممکن است.

برای برخی مسایل بزرگ و واقعی CPLEX قادر نخواهد بود حتی جواب شدنی ارایه دهد. در واقع هدف ما نیز از طراحی و ارایه الگوریتم شبیه‌سازی حرارتی نیز حل مسایل بزرگ و واقعی است که هیچ یک از نرم‌افزارهای تحقیق در عملیات تجاری قادر به حل آنها نیستند.

جدول ۵ مشخصات مسایل نمونه که برای بررسی کارایی الگوریتم مورد استفاده قرار گرفته است را نشان می‌دهد.

جدول ۵. مشخصات مسایل نمونه برای بررسی کارایی الگوریتم

شماره مسئله	تعداد ایستگاه	تعداد تقاضای مبدأ - مقصد	تعداد ایستگاه مبدأ	تعداد ایستگاه تفکیک
۱	۲۰	۴۰	۱۰	۹
۲	۲۰	۱۰۵	۱۰	۱۰
۳	۲۰	۱۹۵	۱۵	۱۰
۴	۳۰	۱۱۳	۱۵	۱۵
۵	۳۰	۲۹۲	۲۰	۱۵
۶	۳۰	۶۹۲	۳۰	۲۰
۷	۵۰	۲۲۰	۲۰	۱۵
۸	۵۰	۵۲۲	۳۰	۲۰
۹	۵۰	۱۱۱۴	۳۰	۲۵
۱۰	۸۰	۵۱۷	۵۰	۴۰
۱۱	۱۰۰	۶۹۲	۵۰	۳۰

همچنین جدول ۶ جواب‌های به دست آمده از حل مسئله با استفاده از الگوریتم پیشنهادی و CPLEX را مقایسه می‌کند. در این جدول و در ستون CPLEX زمان حل و جواب به دست آمده از الگوریتم CPLEX نمایش داده شده است.

همچنین در ستون SA زمان حل مسئله و جواب نهایی حاصل از الگوریتم پیشنهادی شبیه‌سازی حرارتی گزارش شده است. زمان حل مسئله در الگوریتم پیشنهادی به سه قسمت تقسیم شده است.

در ستون ساخت مسیرها، مدت زمانی که الگوریتم برای ساخت ده عدد از کوتاه‌ترین مسیرها بین تمام مبدأ - مقصد‌های مسئله صرف کرده است، ارایه شده است و در ستون جواب اولیه مدت زمان صرف شده برای ساخت یک جواب اولیه گزارش شده است، در ستون ایجاد همسایگی نیز مدت زمان ساخت همسایگی‌های جدید ذکر شده است. ستون مجموع زمانها نیز مجموع تمام زمان‌های یاد شده است. ستون مجموع زمانها نیز

جدول ۶. مقایسه SA و Cplex برای بررسی کارایی الگوریتم

درصد خطا	SA					Cplex		شماره مسئله
	جواب نهایی	مجموع زمان ها	ایجاد همسایگی	جواب اولیه	ساخت مسیرها	جواب نهایی	زمان حل	
۰	۲۷۷۴	۱/۶	۱/۵	۰/۰۲	۰/۰۸	۲۷۷۴	۵	۱
۱/۵	۸۶۲۸	۳	۲/۳	۰/۱	۰/۶	۸۵۰۰	۸	۲
۲/۱	۱۳۹۷۶	۶/۷	۵/۱	۰/۲	۱/۵	۱۳۹۷۶	۱۰	۳
۱/۸	۱۰۰۸۲	۷/۱	۶/۲	۰/۴	۰/۵	۹۸۹۸	۱۳	۴
۳/۶	۲۲۳۸۹	۱۵	۱۲/۲	۰/۳	۲/۵	۲۱۶۰۴	۲۳	۵
۵	۵۲۴۲۲	۳۹	۲۲/۳	۸/۵	۸/۲	۴۹۶۰۴	۷۹	۶
۱/۸	۱۶۲۱۴	۵/۳	۴/۵	۰/۰۵	۰/۷۳	۱۵۹۲۲	۳۸	۷
۲/۸	۴۰۸۴۰	۲۰/۶	۱۵/۹	۰/۸	۳/۹	۳۹۷۰۰	۱۱۰	۸
-	۸۶۹۷۰	۴۴/۶	۲۲/۹	۰/۳	۲۱/۴	-	-	۹
-	۴۴۱۳۸	۱۱/۴	۸	۰/۲	۳/۲	-	-	۱۰
-	۳۹۶۰۶	۳۰/۳	۲۶/۸	۰/۴	۳/۱	-	-	۱۱

۶. پانویس ها

7. Simulated annealing
8. Exact
9. Track
10. Block
11. Classification
12. Balance equation
13. Pure strategy
14. Multi-commodity network flow problem
15. Dynamic programming
16. Block to train assignment
17. Shortest path
18. Branch and bound
19. Very large scale neighborhood search
20. Simulated annealing
21. Sub-network
22. Exact
23. Primal
24. Dual

۷. مراجع

- Ahuja, R. K, Jha, C. and Liu, J. (2007) "Solving real-life railroad blocking problems", Interfaces, Vol. 37, No. 5, September-October, pp. 404-419.
- Andrieu, C, Breyer, L. A. and Doucet, A. (1999) "Convergence of simulated annealing using Foster-Lyapunov criteria", Working Paper, University of Cambridge, Engineering Department.

در این مقاله الگوریتمی برای حل مسئله گروه بندی واگن ها پیشنهاد شد که قادر است مسایل با ابعاد بزرگ را در جایی که الگوریتم های تجاری حتی قادر به ارائه جواب شدنی برای آن نیستند، حل کند. برای نشان دادن کارایی الگوریتم نیز جواب های به دست آمده از الگوریتم پیشنهادی با جواب های دقیق مسئله که با استفاده از نرم افزار CPLEX به دست آمده بود مقایسه شدند.

نتایج نشان دادند که الگوریتم پیشنهادی قادر است جواب های خوبی را ارائه کند. همان طور که قبلاً نیز گفته شد، روش حل پیشنهادی از الگوریتم شبیه سازی حرارتی برای یافتن جواب استفاده می کند. الگوریتم شبیه سازی حرارتی دارای پارامترهایی است که باید با توجه به نوع مسئله و ساختار هزینه های مسئله تغییر کند.

به عنوان پیشنهاد برای بهبود در آینده می توان از شبکه های عصبی برای تخمین پارامترهای الگوریتم شبیه سازی حرارتی استفاده کرد. به عنوان مثال می توان از مشخصات مسئله مانند تعداد ایستگاهها، تعداد تقاضاها، تعداد ایستگاههای مبدأ و تفکیک و غیره به عنوان ورودی شبکه عصبی استفاده کرد و پارامترهای شبکه را به عنوان خروجی شبکه تخمین زد. برای آموزش شبکه نیز می توان از تعدادی مسئله نمونه که پارامترهای مناسب آن با استفاده از روش سعی و خطا شناسایی شده است، استفاده کرد.

- Newton, H. N., Barnhart, C. and Vance, H. P. (1998) "Constructing railroad blocking plans to minimize handling costs", *Transportation Science*, 32, pp. 330-345.
- Nishimori, H. and Inoue, J. (2008) "Convergence of simulated annealing by the generalized transition probability", Department of Physics, Tokyo Institute of Technology, Oh-okayama, Japan.
- Ruppert, E. (1982) "Finding the K Shortest paths in parallel", *Algorithmica*, Volume 28, pp. 242–254.
- Sedeño, Noda and González, Martín, C. (2010) "On the K shortest path trees problem, *European Journal of Operational Research*", Volume 202, Issue 3, pp. 628-635.
- Suman, B. (2004) "Study of simulated annealing based algorithms for multi objective optimization of a constrained problem", *Computers and Chemical Engineering*, Volume 28, Issue 9, pp. 1849-1871.
- Van Dyke, C. D. (1986) "The automated blocking model: A practical approach to freight railroad blocking plan development", *Transportation Research Forum*, 27, pp. 116-121.
- Varadharajan, T. K. and Rajendran, C. (2005) "A multi-objective simulated-annealing algorithm for scheduling in flow shops to minimize the makespan and total flow time of jobs", *European Journal of Operational Research*, Volume 167, Issue 3, pp. 772-795.
- Zhang, R. and Wu, C. (2010) "A hybrid immune simulated annealing algorithm for the job shop scheduling problem", *Applied Soft Computing*, 10, pp. 79–89.
- Zijpp, N. J. and Catalano, S. (2005) "Path enumeration by finding the constrained K-shortest paths", *Transportation Research, Part B: Methodological*, Volume 39, Issue 6, pp. 545-563.
- Assad, A. (1983) "Analysis of rail classification policies", *INFOR*, Volume 21, pp. 293–314.
- Barnhart, C., Jin, H. and Vance, P. (2000) "Railroad blocking: A network design application", *Operation Research*, 48 (4) pp. 603-614.
- Bodin, L. D., Golden, B. L., Schuster A. D and Romig, W. (1980) "A model for the blocking of trains", *Transportation Research*, Volume 14B, pp. 115-120.
- Geman, S. and Geman, D. (1984) "Stochastic relaxation, Gibbs distributions and the Bayesian restoration of images", *IEEE Trans. PAMI* 6, pp. 721-741.
- Gotthilf, Z. and Lewenstein, M. (2009) "Improved algorithms for the K simple shortest paths and the replacement paths problems", *Information Processing Letters*, Volume 109, Issue 7, pp. 352-355.
- Jin, F., Song, S. and Wu, C. (2009) "A simulated annealing algorithm for single machine scheduling problems with family setups", *Computers and Operations Research*, Volume 36, Issue 7, pp. 2133-2138.
- Katoh, N., Ibaraki, T. and Mine, H. (1982) "An efficient algorithm for K shortest simple paths", *Networks*, Volume 12, pp. 411–427.
- Kirkpatrick S., Gelatt, C. D. and Vecchi, M. P. (1983) "Optimization by simulated annealing", *Science*, 220, pp. 671-680.
- Lin, S., Yu, V. and Chou, S. (2009) "Solving the truck and trailer routing problem based on a simulated annealing heuristic", *Computers and Operations Research*, Volume 36, Issue 5, pp. 1683-1692.
- Metropolis, N. [et. al.] (1953) "Equations of state calculations by fast computing machines", *Journal of Chemical Physics*, 21 (6), pp. 1087–1092.