مهندسی عمران شریف (تابستان ۱۳۹۶)
دوره‌ی ۲-۳۳، شماره‌ی ۲/۲، ص. ۱۱۱-۱۱۸، (یادداشت فنی)

Research Note

دو روش حل برای انتخاب و زمان‌بندی پروژه‌ها در مسئله‌ی طراحی شبکه‌های حمل‌ونقل چنددوره‌یی

یوسف شفاهی * **(استاد)**
دانشکده‌ی مهندسی عمران، دانشگاه صنعتی شریف
مریم عامری (کارشناس ارشد)
موسسه عالی آموزش و پژوهش مدیریت و برنامه ریزی

در نوشتار حاضر، به فرمول‌بندی وحل مسئله‌ی طراحی شبکه‌های حمل‌ونقل چنددوره‌یی (MPNDP)[1] پرداخته شده است. به عبارت دقیق‌تر با وارد کردن مسئله‌ی زمان در مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی حمل‌ونقل به حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی همراه با زمان‌بندی بهینه‌ی پروژه‌ها به‌طور هم‌زمان اقدام می‌شود. در حالت کلی، مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی حمل‌ونقل در زمره‌ی مسائل بسیار پیچیده قرار دارد و روش‌های معمول و سنتی برای حل آن ناکاراست. در این نوشتار از دو روش ابتکاری یکی براساس روش جستجوی ممنوعه[2] و دیگری روش تندترین نزول[3] برای حل مسئله استفاده شده است. روش تندترین نزول از لحاظ رسیدن به جواب بهینه در مسائل با ابعاد کوچک، به‌مراتب قوی‌تر از روش ابتکاری جستجوی ممنوعه عمل می‌کند؛ اما با بزرگ شدن ابعاد مسئله، کارایی آن به شدت کاهش می‌یابد. بنابراین، روش جستجوی ممنوعه می‌تواند به‌عنوان روش عملی‌تر برای مسائل با ابعاد بزرگ معرفی شود. به‌عنوان مثال، در شبکه‌ی آزمایشی شهر سایوکس فالز وقتی تعداد پروژه‌ها از ۳ به ۶ عدد می‌رسد، زمان حل در روش جستجوی ممنوعه از ۲ به ۸ دقیقه افزایش می‌یابد، درحالی که زمان حل در روش تندترین شیب از ۵ به ۹۰ دقیقه می‌رسد. در مثال مذکور، با افزایش تعداد دوره‌های زمانی از ۷ به ۱۰ سال، زمان حل در روش جستجوی ممنوعه از ۴ به ۱۰ دقیقه، و در روش تندترین شیب از ۲۵ دقیقه به ۱۱۸ دقیقه افزایش یافته است.

واژگان کلیدی: طراحی شبکه، طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی، روش‌های ابتکاری، جستجوی ممنوعه، تندترین نزول.

shafahi@sharif.ir
ameri@moe.gov.ir

۱. مقدمه

مدیریت عرضه‌ی سیستم حمل‌ونقل از دیرباز به‌عنوان یک راه‌حل برای حل مشکل حمل‌ونقل مطرح بوده است. اگرچه امروزه به‌علت محدودیت منابع، مدیریت تقاضا موردتوجه بیشتر دست‌اندرکاران سیستم‌های حمل‌ونقل قرار گرفته است؛ اما از سوی دیگر، محدودیت‌های منابع در دسترس برای توسعه‌ی سیستم‌های مذکور، اهمیت دقت در برنامه‌ریزی عرضه‌ی محدود سیستم‌های حمل‌ونقل را بیشتر کرده است. در مدیریت عرضه با توسعه‌ی منابع مورد استفاده‌ی کاربران به حل مسئله پرداخته می‌شود. مسئله‌ی طراحی شبکه از جمله مسائل اصلی در مدیریت عرضه است که ابزاری برای تصمیم‌گیری در مورد توسعه‌ی شبکه‌ی موجود با توجه به منابع محدود برای سرمایه‌گذاری و ساخت است. تصمیم‌گیرندگان باید از میان پروژه‌های امکان‌پذیر برای یک شبکه در شرایط منابع محدود، بهترین مجموعه را انتخاب کنند تا کارایی شبکه وقتی‌که پروژه‌ها از لحاظ هزینه و منافع ممکن است مستقل از هم نباشند، بیشترین افزایش را داشته باشد.

تابع هدف مسئله‌ی طراحی شبکه، به طور سنتی برای برنامه‌ریزی بلندمدت، مازاد منافع استفاده‌کنندگان شبکه در نظرگرفته می‌شود. از طرف دیگر، میزان قابلیت اطمینان می‌تواند یک تابع هدف کوتاه‌مدت در سطح کارکرد روزانه‌ی ترافیک باشد. افزایش مقدار تابع هدف، که به‌عنوان بهبود کارایی شبکه‌ی حمل‌ونقل تلقی می‌شود، از طریق سرمایه‌گذاری در شبکه و به‌صورت اجرای پروژه‌هایی با هزینه‌ی مشخص در شبکه میسر می‌شود. این پروژه‌ها عمدتاً به‌صورت احداث خیابان‌های جدید و یا افزایش ظرفیت خیابان‌های موجود هستند. به‌طور معمول، با توجه به مشکلات شبکه، پروژه‌های زیادی را می‌توان تعریف کرد و از آنجایی‌که محدودیت بودجه وجود دارد، در عمل فقط باید تعداد محدودی از این پروژه‌ها را انتخاب کرد. در یک جمله می‌توان

---

* نویسنده مسئول
تاریخ: دریافت ۱۳۹۴/۳/۲، اصلاحیه ۱۳۹۴/۹/۱، پذیرش ۱۳۹۴/۹/۱۴.

Archive of SID
www.SID.ir

گفت که طراحی شبکه، مسئله‌ی انتخاب زیرمجموعه‌یی از پروژه‌های امکان‌پذیر از بین پروژه‌های ممکن برای اصلاح یا گسترش شبکه‌ی معین با هدف بهینگی یک تابع هدف است. تابع هدف مذکور عموماً به‌صورت کمینه‌سازی مجموع زمان سفر استفاده‌کنندگان شبکه (بیشینه کردن مازاد منافع استفاده‌کنندگان) است.[۱و۲]

موضوع مورد مطالعه در نوشتار حاضر، مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی است. فرض می‌شود که یک افق زمانی و تعداد محدودی پروژه داده شده است. اجرای هر پروژه، منافع و هزینه‌هایی دارد که بستگی به زمان اجرای هر پروژه و ترکیب دیگر پروژه‌های اجراشده دارد. تقاضای سفر نیز با گذشت زمان تغییر می‌کند، بنابراین با داشتن میزان بودجه‌ی در دسترس در هر دوره‌ی زمانی، هدف انتخاب بهترین ترکیب از پروژه‌ها و زمان‌بندی اجرای آنهاست. این مسئله به مراتب از مسئله‌ی طراحی شبکه، که خود از مسائل بسیار بزرگ و پیچیده است، پیچیده‌تر و بزرگ‌تر است. به علت پیچیدگی مسئله‌ی طراحی شبکه‌های حمل‌ونقل چنددوره‌یی، عملاً به مسئله‌ی ذکرشده کمتر پرداخته شده و مطالعات محدودی در ادبیات موضوع در جهت حل آن با روش‌های ابتکاری به چشم می‌خورد. در سال ۲۰۰۱، روش گرم و سرد کردن شبیه‌سازی‌شده برای حل مسئله‌ی مکان‌یابی، که مسئله‌یی مشابه به مسئله‌ی طراحی شبکه است، استفاده شده است.[۳] همچنین در سال ۲۰۱۲، روشی برای حل مسئله‌ی پیوسته‌ی طراحی شبکه‌های چندمرحله‌یی ارائه شده است.[۴] روشی نیز در سال ۲۰۱۱، برای حل مسئله‌ی مختلط طراحی شبکه مطرح شده است.[۵] همان‌طور که پیش‌تر گفته شده، در اینجا مسئله‌ی موردنظر انتخاب و زمان‌بندی بهینه‌ی پروژه‌ها در مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چند مرحله‌یی گسسته با توجه به یک افق زمانی است. روش‌های موجود برای حل این مسئله در ابعاد نه چندان بزرگ هم کارا نیستند. برای فائق آمدن بر مشکل مذکور، دو روش حل ابتکاری برای مدل طراحی شبکه‌یی چنددوره‌یی ارائه شده است.

۲. مسئله طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی

فرض کنید تعدادی پروژه‌ی محدود در یک افق زمانی مشخص برای انتخاب و اجرا وجود داشته باشند. هدف انتخاب تعدادی از پروژه‌ها به همراه زمان‌بندی بهینه‌ی اجرای آنها در بازه‌ی زمانی موردنظر و با توجه به محدودبودن منابع است. یک فرمول‌بندی کلی از این مسئله می‌تواند به‌صورت مجموعه روابط ۱ ارائه شود:

$$\mathrm{Min} \sum_{t} \sum_{(i,j)\in \bigcup_{t} A_y^{t*} \bigcup A} x_{ij}^{t*}\ t_{ij}\left(x_{ij}^{t*}\right)$$

$$S.t.: \sum_{(i,j)\in A_y^t} c^t\ y^t{}_{ij} \le B^t$$

$$y_{ij}^t = \begin{cases} ۱ & \text{پروژه } y_{ij} \text{ برای اجرا در زمان } t \text{ انتخاب شود} \\ ۰ & \text{وگرنه} \end{cases}$$

$$\sum_{t} y_{ij}^t \le ۱ \qquad \forall i,j$$

$$X^{t*} \quad \text{جریان تعادل استفاده‌کننده در بازه‌ی زمانی } t \text{ است.} \qquad (۱)$$

وقتی که A_y^t مجموعه‌ی کلیه‌ی پروژه‌های کاندید برای دوره‌ی t، X_{ij}^t متوسط جریان ترافیک درکمان (i,j) در دوره‌ی زمانی t، A شبکه‌ی موجود و A_y^{t*} مجموعه‌ی کلیه‌ی پروژه‌های انتخاب‌شده برای اجرا در دوره‌ی زمانی t هستند. مقدار X_{ij}^{t*} از یک مسئله‌ی تخصیص ترافیک با تعادل استفاده‌کننده به‌دست می‌آید. فرمولاسیون مسئله‌ی تخصیص ترافیک استفاده‌کننده به‌صورت مجموعه روابط ۲ است:[۵و۳]

$$(UE)\ \mathrm{Min}_x\ U(x) = \sum_{(i,j)\in A} \int_{۰}^{x_{ij}} t_{ij}(u)\,du$$

$$\sum_{(i,j)\in A(j)} x_{ij}^{ks} - \sum_{(i,j)\in B(j)} x_{ij}^{ks} = \begin{cases} x^{ks} & k=j \\ -x^{ks} & s=j; j\in V, \\ & (k,s)\in P \\ ۰ & \text{در غیر این‌صورت} \end{cases} \qquad (۲)$$

$$x_{ij} = \sum_{(k,s)\in P} x_{ij}^{ks};\ (i,j)\in A \qquad (۳)$$

$$x_{ij}^{ks} \ge ۰;\ (i,j)\in A, (k,s)\in P \qquad (۴)$$

$A\bigcup A_y$ کمان‌های موجود در شبکه به اضافه‌ی کمان‌های مرتبط با پروژه‌های انتخاب‌شده را مشخص می‌کند و c_{ij} هزینه‌ی اجرای پروژه y_{ij}، $(i,j)\in A_Y$ و B سطح بودجه است.

۳. حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی

اگر مسئله‌ی طراحی شبکه فقط برای یک دوره (سال) موردنظر باشد، هر پروژه می‌تواند یک جزء از جواب محسوب شود و مجموعه‌یی از پروژه‌ها که از لحاظ محدودیت بودجه امکان‌پذیر باشند، یک جواب به‌حساب می‌آیند. برای مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی، به تعداد سال‌ها نیاز به برنامه‌ی سالیانه داریم، به‌طوری‌که مجموع هزینه‌های پروژه‌های انتخاب‌شده برای هر سال، محدودیت بودجه‌ی سال مربوط را ارضاء کند. بنابراین، در این حالت می‌توان جواب مسئله را به‌صورت یک ماتریس تصور کرد، که هر سطر آن متناظر با یک سال برنامه‌ریزی و هر ستون غیرصفر آن متناظر با پروژه‌های انتخاب‌شده برای گرفتن بودجه در آن سال خاص است. به این ترتیب، مؤلفه‌ی سطر iاُم و ستون jاُم ماتریس مذکور، بیان‌کننده درصدی از بودجه‌ی سال iاُم است، که به پروژه‌ی jاُم اختصاص می‌یابد. بر این اساس، از بین جواب‌های (ماتریس‌های) امکان‌پذیر، جوابی که باعث کمینه‌شدن تابع هدف مسئله‌ی طراحی شبکه چنددوره‌یی شود، جواب بهینه است. دو روش‌پیشنهادی در پژوهش حاضر برای حل مسئله، انتخاب و زمان‌بندی پروژه‌ها ارائه شده است، که هر دو از جمله روش‌های گردشی هستند که با شروع از یک جواب اولیه طی فرایند محاسباتی خاصی به جواب بهینه نزدیک می‌شوند.

برای به‌دست آوردن یک جواب اولیه، می‌توان برای هر سال به‌طور جداگانه و به تعداد پروژه‌هایی که می‌توانند بودجه بگیرند، اعداد تصادفی تولید کرد. آنگاه، اعداد مذکور نرمالیزه می‌شوند تا مجموع آنها برای هر سال (هر سطر ماتریس) عدد ۱ شود. به این ترتیب، اعداد حاصل بیان‌گر نسبتی از بودجه‌ی آن سال هستند، که به هر پروژه اختصاص داده شده است. از مقدار بودجه‌ی سالیانه که به هر پروژه تخصیص داده شده است، میزان پیشرفت سالیانه‌ی پروژه‌ها قابل محاسبه است. این اطلاعات می‌توانند در قالب یک ماتریس جدید به‌نام ماتریس پیشرفت پروژه‌ها ارائه شوند. با داشتن ماتریس اخیر می‌توان ماتریس پروژه‌های قابل بهره‌برداری را ساخت، که ماتریسی با مؤلفه‌های ۰ و ۱ است، که مؤلفه‌ی سطر iاُم و ستون jاُم آن ۱ است، اگر مجموع مؤلفه‌های ستون jاُم و سطرهای کوچک‌تر از i ماتریس پیشرفت کار برابر

Archive of SID

www.SID.ir

۱ شود. به‌عبارت دیگر، از سال بعد از سال پایان پروژه تا آخر برنامه برای هر پروژه، مؤلفه‌های نظیر در ماتریس برابر ۱ است و برای سال‌های دیگر، مؤلفه‌ی مربوط در ماتریس صفر می‌شود. ماتریس پروژه‌های قابل بهره‌برداری ماتریسی است که در عمل برای ارزیابی جواب‌ها کاربرد دارد، همان‌گونه که اشاره شده است، هر کدام از سطرهای ماتریس مذکور، بیان‌کننده‌ی پروژه‌های قابل بهره‌برداری در یک سال خاص است. بنابراین، کافی است برای آن سال، پروژه‌های قابل بهره‌برداری را به پروژه‌های موجود اضافه کرد و با انجام عمل تخصیص ترافیک بر روی شبکه‌ی حاضر، شاخص‌های لازم ارزیابی از جمله زمان کل صرف‌شده در شبکه‌در آن سال را محاسبه کرد. اکنون اگر این روند برای جواب‌های مختلف طی یک فرایند هوشمند تکرار شود، می‌توان امیدوار بود که به یک جواب خوب و قابل قبول نزدیک به جواب بهینه نزدیک شویم.

در مطالعه‌ی حاضر، برای ساختن جواب اولیه، برنامه‌یی شامل زیربرنامه‌های مختلف به زبان Visual Basic نوشته و استفاده شده است. پس از به‌دست آوردن جواب اولیه، جواب حاصل می‌تواند مورد ارزیابی قرارگیرد. شاخص ارزیابی، زمان کل سفر صرف‌شده در شبکه در طول دوره‌ی برنامه‌ریزی است. برای به‌دست آوردن مقدار این شاخص با داشتن ماتریس پروژه‌های قابل بهره‌برداری، که هر سطر آن نشان‌دهنده‌ی پروژه‌های آماده‌ی بهره‌برداری در یک سال خاص است، به تعداد سال‌های دوره‌ی برنامه‌ریزی با افزودن پروژه‌های آماده‌ی بهره‌برداری به شبکه‌ی موجود و تخصیص تقاضای هر سال به شبکه‌ی مربوط به آن سال می‌توان زمان کل صرف‌شده در شبکه را برای سال موردنظر محاسبه و با جمع زمان سفر در همه‌ی سال‌های دوره‌ی برنامه‌ریزی، زمان کل سفر در دوره‌ی برنامه‌ریزی را به‌عنوان شاخص ارزیابی جواب معرفی کرد.

برای پیاده‌سازی الگوریتم تخصیص ترافیک زیربرنامه‌یی به زبان Visual Basic نوشته شده است. این زیربرنامه‌ی الگوریتم تخصیص فرانک ولف را برای به‌دست آوردن جریان تعادل استفاده‌کننده به‌کار می‌برد. در این مرحله، تقاضاهای مبدأ-مقصدها برای هر سال می‌تواند متفاوت در نظر گرفته شود. از آنجایی که در حقیقت میزان تقاضا در هر سال تغییر می‌یابد، سعی شده است که امکان تغییر تقاضا در سال‌های مختلف در برنامه در نظر گرفته شود. به‌عبارت دیگر، زیربرنامه‌ی مربوط به الگوریتم تخصیص ترافیک برای هر سال، ماتریس تقاضای مربوط به همان سال را تخصیص می‌دهد.

۴. بهینه‌سازی مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی

همان‌گونه که گفته شده است، در پژوهش حاضر برای یافتن جواب بهینه در مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی از دو روش: روش ابتکاری جستجوی ممنوعه و روش تندترین نزول استفاده شده است. هر دو روش مذکور، با داشتن جواب اولیه طی فرایندی خاص به دنبال یافتن جواب بهتر می‌گردند. در اینجا به اختصار به هر یک از دو روش مذکور پرداخته شده است.

۱.۴. روش جستجوی ممنوعه

به طورکلی در روش TS برای هرجواب امکان‌پذیر i، مجموعه جواب‌های همسایه‌ی امکان‌پذیر به وسیله تابع $N(i)$ تعریف می‌شود. با شروع از یک جواب اولیه، در گام بعد پس از ارزیابی جواب‌های همسایه، بهترین آنها انتخاب می‌شود و جابه‌جایی از جواب جاری به جواب همسایه‌ی انتخابی صورت می‌گیرد. این فرایند به‌همین ترتیب تکرار می‌شود تا زمانی‌که شرط خاتمه تحقق یابد. در روش TS فهرستی وجود دارد که جابه‌جایی‌های منع شده را نگهداری می‌کند و به فهرست تابو معروف است. کاربرد اصلی این فهرست برای پرهیز از افتادن در دام کمینه‌ی محلی است، یعنی به کمک فهرست تابو، جابه‌جایی به جواب‌هایی که اخیراً جستجو شده‌اند، ممنوع خواهد شد و فقط بخش‌هایی از مجموعه جواب، که پیش از این مورد بررسی قرار نگرفته‌اند، در نظرگرفته می‌شوند. درواقع، جابه‌جایی از جواب جاری به جواب همسایه‌ی امکان‌پذیر زمانی انجام می‌شود که در فهرست تابو قرار نداشته باشد، در غیر این‌صورت جواب همسایه‌ی دیگری که در ارزیابی جواب‌های همسایه در رده‌ی بعدی قرارگرفته است، انتخاب می‌شود و جابه‌جایی به آن صورت می‌گیرد. بعد از هر جابه‌جایی، فهرست تابو به‌هنگام می‌شود، به نحوی‌که جابه‌جایی اخیر به آن فهرست اضافه و جابه‌جایی که تا n تکرار مشخص در فهرست بوده‌است، از فهرست خارج می‌شود. انتخاب مقدار n می‌تواند با توجه به شرایط و نوع مسئله متفاوت باشد.

به‌طورکلی، گام‌های الگوریتم جستجوی ممنوعه می‌تواند به این ترتیب باشد:[۶و۷]

گام ۱. انتخاب یک جواب اولیه‌ی امکان‌پذیر s از S، $k = ۱$ (پارامتر شمارنده)؛

گام ۲. تعیین $N(s)$، $T(s)$، $A(s)$؛

گام ۳. انتخاب جواب امکان‌پذیر s' از بین مجموعه جواب‌های همسایه s به‌طوری که: $s' \in (N(s) - T(s))$؛

گام ۴. $s = s'$؛

گام ۵. $k = k + ۱$.

گام ۶. اگر شرط خاتمه تحقق یافته است، پایان و گرنه به گام ۲ برو.

وقتی‌که S مجموعه‌ی تمام جواب‌های امکان‌پذیر، s جواب جاری امکان‌پذیر، $N(s)$ مجموعه‌یی از جواب‌های همسایه، جواب s به‌طوری که $N(s) \subseteq S$، $T(s)$ مجموعه‌یی از جواب‌های منع‌شده تا مرحله‌ی جواب جاری s به‌طوری که $T(s) \subseteq N(s)$ و $A(s)$ ارزش مطلوب جواب جاری s هستند.

۲.۴. روش تندترین نزول

این روش از رابطه‌ی ۵ برای رسیدن به یک جواب همسایه استفاده می‌کند:

$$X^{n+۱} = X^n - \alpha_n \nabla Z(X^n) \qquad (۵)$$

که درآن: α_n، عدد غیر منفی نمایش‌گر اندازه‌ی گام در تکرار nاُم، $\nabla Z(X^n)$، گرادیان تابع هدف در تکرار nاُم است.

روش تندترین نزول، این مزیت را دارد که نیاز به مشتقات مرتبه‌ی دوم و بالاتر ندارد، که با توجه به ابعاد بزرگ مسئله در مسائل واقعی، به‌دست آوردن آنها، کار بسیار مشکلی است. برای محاسبه‌ی گرادیان تابع هزینه از روش تفاضل محدود[۴] استفاده می‌شود، که در آن شیب خطی که از دو نقطه‌ی قبل و بعد نقطه‌ی موردنظر می‌گذرد، به‌عنوان تقریبی از گرادیان پذیرفته می‌شود، به عبارت دیگر روابط ۶ و ۷ را خواهیم داشت:

$$\nabla Z = \left[\nabla_۱ Z ..... \nabla_p Z\right]^T \qquad (۶)$$

$$\nabla_i Z = \frac{Z(X^n - \Delta x_i . u_i) - Z(X^n + \Delta x_i . u_i)}{۲\Delta x_i} \qquad (۷)$$

که درآن‌ها، u_i بردار واحد مؤلفه‌ی iاُم است.

برای پیداکردن اندازه‌ی گام بهینه در هر مرحله، باید یک مسئله‌ی یک متغیره‌ی

Archive of SID

www.SID.ir

غیرخطی حل کنیم. باتوجه به بزرگی مسئله و این واقعیت که تابع هدف لزوماً پیوسته و مشتق‌پذیر نیست، رابطه‌ی ۸ برای محاسبه‌ی اندازه‌ی گام در هر تکرار پیشنهاد می‌شود:

$$\alpha_n = \frac{1}{n+c} \qquad (8)$$

که درآن، n شماره‌ی تکرار و c یک عدد ثابت است، که سرعت هم‌گرایی مسئله را کنترل می‌کند. معیار توقف می‌تواند شرط هم‌گرایی تابع هدف باشد، یعنی اگر مقدار تغییر تابع هدف در دو تکرار متوالی کمتر از یک مقدار ثابت مثل δ باشد، الگوریتم متوقف شود. باتوجه به مطالب ذکرشده، به‌طورکلی الگوریتم پیشنهادی برای روش تندترین نزول می‌تواند به این صورت ارائه شود:[۸و۹]

گام ۰. یک ماتریس اولیه در نظر بگیرید و مختصات نقاط را به‌عنوان جواب اولیه X^0 وارد کنید و $n = 1$ قراردهید.

گام ۱. با روش تفاضل محدود، گرادیان نسبت به هر مؤلفه را به‌دست آورید و ماتریس گرادیان را تشکیل دهید.

گام ۲. اندازه‌ی گام را مطابق رابطه‌ی ۸ به‌دست آورید.

گام ۳. جواب جدید را از رابطه‌ی ۹ به‌دست آورید:

$$X^{n+1} = X^n - \alpha_n \nabla Z(X^n) \qquad (9)$$

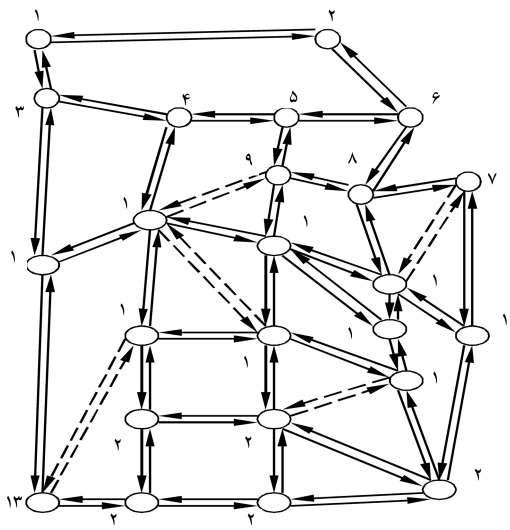
گام ۴. اگر $Z(X^{n+1}) - Z(X^n) < \delta$ است، توقف کنید وگرنه $n = n + 1$ قراردهید و به گام ۱ برگردید.

۵. کاربرد روش‌های ارائه‌شده در قالب حل یک مثال واقعی

برای آزمون روش‌های مطرح‌شده، شبکه‌ی شهر سایوکس فالز انتخاب شده است، که ۲۴ گره، ۷۶ کمان (هر خیابان دوطرفه نشانگر دو کمان جهت‌دار مستقل از هم و با شماره‌های متفاوت است) و $۲۴ \times ۲۴ = ۵۷۶$ زوج مبدأ - مقصد دارد. در غیاب اطلاعات در مورد تغییرات تقاضا، فرض شده است که تقاضا با رشد ۱۰٪ در سال برای همه‌ی مبدأ - مقصدها به‌طور یکنواخت افزایش می‌یابد؛ به‌عبارت دیگر، میزان تقاضا در هر سال ۱٫۱ برابر سال قبل فرض می‌شود. شکل ۱، شبکه‌ی شهر سایوکس فالز به‌همراه پروژه‌های پیشنهادی را نشان می‌دهد. جدول ۱، مشخصات شبکه در قالب پارامترهای توابع زمان سفر کمان‌ها به همراه اطلاعات پروژه‌های کاندید را ارائه می‌دهد. فرض شده است که توابع زمان سفر هر کمان به‌صورت $t_i(x_i) = a_i + b_i x_i^4$ است، ضرایب a_i و b_i پارامترهای ثابت برای کمان i و جریان متناظر در کمان i هستند، به‌طوری‌که a زمان سفر آزاد در کمان (برحسب ساعت) و b ضریب شلوغی (برحسب ساعت بر ۱۰۰۰ هم‌سنگ سواری به توان ۴) هستند.

۱.۵. نتایج حاصل از به‌کارگیری الگوریتم ساخت جواب اولیه و ماتریس‌های مرتبط

از آنجایی که اولین مرحله برای حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی، به‌دست آوردن یک جواب اولیه و ساختن ماتریس‌های تخصیص بودجه‌ی سالیانه، پیشرفت کار و پروژه‌های قابل بهره‌برداری مربوط به آن است، با به‌کارگیری الگوریتم ایجاد



شکل ۱. شبکه‌ی شهر سایوکس فالز.

ماتریس اول (تخصیص بودجه سالیانه)

$$\begin{pmatrix} ۰/۲۰۳ & ۰/۳۲۳ & ۰ & ۰/۲۱ & ۰/۲۶۴ \\ ۰/۲۴۸ & ۰/۲۵۱ & ۰ & ۰/۲۹۸ & ۰/۲۰۳ \\ ۰/۲۸۱ & ۰/۲ & ۰ & ۰/۲۱۵ & ۰/۳۰۴ \\ ۰/۰۲۶ & ۰/۱۵۸ & ۰/۴ & ۰/۲۷۷ & ۰/۱۳۹ \\ ۰/۱۷۸ & ۰۰/۲۱۳ & ۰/۶۰۹ & ۰ & ۰ \\ ۰/۳۳۸ & ۰/۰۳۸ & ۰/۰۸۵ & ۰ & ۰ \\ ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \end{pmatrix}$$

ماتریس دوم (پیشرفت کار)

$$\begin{pmatrix} ۰/۲۹ & ۰/۲۱ & ۰ & ۰/۲۷۳ & ۰/۱۶ \\ ۰/۲۲۳ & ۰/۲۹۸ & ۰ & ۰/۲۱۲ & ۰/۱۹۵ \\ ۰/۳۳۴ & ۰/۲۱۵ & ۰ & ۰/۱۶۹ & ۰/۲۲۱ \\ ۰/۱۵۳ & ۰/۲۷۷ & ۰/۳۶۷ & ۰/۱۳۴ & ۰/۰۲۰ \\ ۰ & ۰ & ۰/۵۵۶ & ۰/۱۸ & ۰/۱۳۹ \\ ۰ & ۰ & ۰/۰۷۷ & ۰/۰۳۲ & ۰/۲۶۵ \\ ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \end{pmatrix}$$

ماتریس سوم (پروژه های قابل بهره برداری)

$$\begin{pmatrix} ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۰ & ۰ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۱ & ۱ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۱ & ۱ & ۰ & ۰ & ۰ \\ ۱ & ۱ & ۱ & ۱ & ۱ \\ ۱ & ۱ & ۱ & ۱ & ۱ \end{pmatrix}$$

شکل ۲. نتایج حاصل از اجرای الگوریتم ساخت ماتریس‌ها برای شبکه‌ی آزمایشی.

جواب اولیه برای شبکه‌ی مثال (شهر سایوکس فالز)، یک جواب اولیه تولید شده است. شکل ۲، این جواب اولیه را نشان می‌دهد. برای ارزیابی جواب اولیه‌ی به‌دست‌آمده، عمل تخصیص ترافیک بر روی شبکه‌ی شهر به اضافه‌ی پروژه‌هایی که در سال‌های دوره‌ی زمانی، قابل بهره‌برداری هستند، انجام و نتایج حاصل در جدول ۲ ارائه شده است.

۲.۵. استفاده از روش ابتکاری جستجوی ممنوعه برای حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی در شهر سایوکس فالز

در روش جستجوی ممنوعه، ابتدا باید تعدادی همسایه برای جواب اولیه تولید شود، که در اینجا تعداد جواب‌های همسایه، دو برابر تعداد پروژه‌ها ($2m$) در نظرگرفته شده است. به‌طورکلی، برای تولید همسایه‌ها از یک ضریب کوچک تصادفی استفاده شده است، تا با قدم‌های کوچک به جواب بهینه نزدیک شود. به تعداد m همسایه از طریق افزودن این ضریب به درایه‌های یک ستون و کاستن درصدهای مساوی از این ضریب، از درایه‌های مابقی ستون‌های ماتریس تخصیص بودجه‌ی سالیانه

Archive of SID

www.SID.ir

جدول ۱. پارامترهای توابع زمان سفر کمان‌های شبکه‌ی آزمایشی و اطلاعات مربوط به کمان‌های کاندید (a برحسب ساعت و b برحسب ساعت بر ۱۰۰۰ هم‌سنگ سواری به‌توان ۴).

کمان	$a(\times 10^{-2})$	$b(\times 10^{-4})$	کمان	$a(\times 10^{-2})$	$b(\times 10^{-4})$	کمان	$a(\times 10^{-2})$	$b(\times 10^{-4})$
۱و۲	۵٫۹۶	۰٫۰۰۰۲۳	۴۱و۴۲	۳٫۵۰	۰٫۰۰۵۲۵	۸۱و۸۲	∞	∞
۳و۴	۴٫۳۴	۰٫۰۰۰۱۷	۴۳و۴۴	۱٫۶۷	۰٫۴۰۰۸	۸۳و۸۴	∞	∞
۵و۶	۵٫۱۷	۰٫۱۲۴۰۸	۴۵و۴۶	۲٫۶۹	۰٫۰۰۰۲۵	۸۵و۸۶	∞	∞
۷و۸	۴٫۳۱	۰٫۰۰۰۶۹	۴۷و۴۸	۲٫۳۱	۰٫۰۵۵۴۴	داده‌های کمان‌های کاندید (زمان سفر آزاد در کمان،		
۹و۱۰	۴٫۱۴	۰٫۰۰۰۱۶	۴۹و۵۰	۴٫۴۶	۰٫۰۰۰۱۷	ضریب شلوغی، هزینه‌ی اجرا و هزینه‌ی بهره‌برداری).		
۱۱و۱۲	۲٫۱۶	۰٫۰۰۰۳۵	۵۱و۵۲	۳٫۹۹	۰٫۰۹۵۷۶	۷۷و۷۸	۳	۰٫۰۰۳۲۱
۱۳و۱۴	۶٫۴۶	۰٫۱۵۵۰۴	۵۳و۵۴	۵٫۷۲	۰٫۱۳۷۲۸	کل هزینه‌ی اجرا	۱۵۰۰۰۰۰ دلار	
۱۵و۱۶	۴٫۱۷	۰٫۱۰۰۰۸	۵۵و۵۶	۴٫۷۱	۰٫۱۱۳۰۴	هزینه‌ی بهره‌برداری	۳۰۰۰ دلار در سال	
۱۷و۱۸	۵٫۰۳	۰٫۰۰۷۵۵	۵۷و۵۸	۱٫۶۷	۰٫۴۰۰۸	۷۹و۸۰	۱	۰٫۰۰۰۰۰۰۴۲
۱۹و۲۰	۲٫۱۸	۰٫۰۰۰۰۸	۵۹و۶۰	۳٫۲۹	۰٫۰۷۸۹۶	کل هزینه‌ی اجرا	۱۶۵۰۰۰۰ دلار	
۲۱و۲۲	۹٫۶۱	۰٫۲۳۰۶۴	۶۱و۶۲	۴	۰٫۰۹۶۰۰	هزینه‌ی بهره‌برداری	۳۳۰۰ دلار در سال	
۲۳و۲۴	۴٫۸۲	۰٫۱۱۵۶۸	۶۳و۶۴	۴٫۲۵	۰٫۱۰۲۰۰	۸۱و۸۲	۱٫۵	۰٫۰۰۴۱
۲۵و۲۶	۵	۰٫۰۰۷۵۰	۶۵و۶۶	۱٫۸۸	۰٫۰۴۵۱۲	کل هزینه‌ی اجرا	۱۸۰۰۰۰۰ دلار	
۲۷و۲۸	۵٫۸۷	۰٫۰۰۲۶۵	۶۷و۶۸	۲٫۷۵	۰٫۰۰۱۲۴	هزینه‌ی بهره‌برداری	۳۶۰۰ دلار در سال	
۲۹و۳۰	۸٫۰۴	۰٫۱۹۲۹۶	۶۹و۷۰	۲٫۱۷	۰٫۵۲۰۸	۸۳و۸۴	۲٫۱۴	۰٫۰۰۰۲۸
۳۱و۳۲	۶٫۴۶	۰٫۱۵۵۰۴	۷۱و۷۲	۳٫۷۲	۰٫۰۸۹۲۸	کل هزینه‌ی اجرا	۱۹۵۰۰۰۰ دلار	
۳۳و۳۴	۴٫۴۲	۰٫۱۰۶۰۸	۷۳و۷۴	۲٫۵	۰٫۰۱۱۸۵	هزینه‌ی بهره‌برداری	۳۹۰۰ دلار در سال	
۳۵و۳۶	۲٫۹۸	۰٫۰۰۰۱۱	۷۵و۷۶	۴٫۵	۰٫۱۰۸۰۰	۸۵و۸۶	۱	۰٫۰۰۱۶۰
۳۷و۳۸	۴٫۵۲	۰٫۱۰۸۴۸	۷۷و۷۸	∞	∞	کل هزینه‌ی اجرا	۲۱۰۰۰۰۰ دلار	
۳۹و۴۰	۳٫۵۰	۰٫۰۰۱۰۴	۷۹و۸۰	∞	∞	هزینه‌ی بهره‌برداری	۴۲۰۰ دلار در سال	

جدول ۲. نتایج حاصل از اجرای عمل تخصیص ترافیک.

سال	اول	دوم	سوم	چهارم	پنجم	ششم	هفتم
زمان	۵۹۰۷۹۷۶	۹۳۴۱۷۳۹	۱۵۰۳۹۸۹۵	۲۴۲۱۶۳۳۳	۳۷۲۸۶۶۶۹	۶۰۰۴۳۸۷۶	۵۶۱۳۸۲۸۴

یک جواب همسایه به‌دست می‌آید. به‌عبارت دیگر، در تولید هر همسایه، فقط یک ستون افزایش و مابقی ستون‌ها کاهش می‌یابند. همچنین به تعداد m همسایه از طریق کاستن این ضریب از درایه‌های یک ستون و افزودن درصدهای مساوی از ضریب مذکور به درایه‌های مابقی ستون‌ها به‌دست می‌آید. به بیان دیگر، در تولید همسایه‌های جدید، بودجه‌ی تخصیص‌یافته به یک پروژه به‌طور نسبی کاهش/افزایش و بودجه‌ی بقیه‌ی پروژه‌ها افزایش/کاهش می‌یابند. پس به طورکلی می‌توان گفت که تولید همسایه‌های افزایشی (کاهشی) بر این اساس انجام می‌شود، که مقدار بودجه‌ی تخصیص‌یافته به یک پروژه از سال اول تا تکمیل پروژه افزایش (کاهش) می‌یابد و از بودجه‌ی تخصیص‌یافته به مابقی پروژه‌ها از سال اول تا زمان فوق‌الذکر کاسته (افزوده) می‌شود. پس از تولید همسایه‌ها، هر همسایه مورد ارزیابی قرار می‌گیرد. حال با مقایسه‌ی ارزش کل زمان سفر متناظر با هرکدام از همسایه‌ها و جواب اولیه، بهترین جواب که کمترین زمان سفر را دارد، انتخاب می‌شود. شکل ۳، روندنمای پیشنهادی الگوریتم جستجوی ممنوعه را نشان می‌دهد. برای پیاده‌سازی الگوریتم روش ابتکاری جستجوی ممنوعه از دو زیربرنامه‌ی اصلی که به زبان Visual Basic نوشته شده، استفاده شده است. در طی این زیربرنامه‌ها، زیربرنامه‌های الگوریتم ساخت ماتریس‌ها و تخصیص ترافیک که در بخش ۳ شرح داده شده‌اند، فراخوانی می‌شوند. شکل ۴، مقدار تابع هدف را برای مثال موردی این مطالعه در تکرارهای مختلف روش جستجوی ممنوعه نشان می‌دهد. همان‌گونه که در شکل ۴ مشاهده می‌شود، جواب اولیه برابر ۲۹۸۳۷۸۲۴۴٫۶۵۱ است، که با انجام ۱۱ بار تکرار به جواب بهینه‌ی ۲۵۵۸۶۶۷۸٫۹۱۳ می‌انجامد.

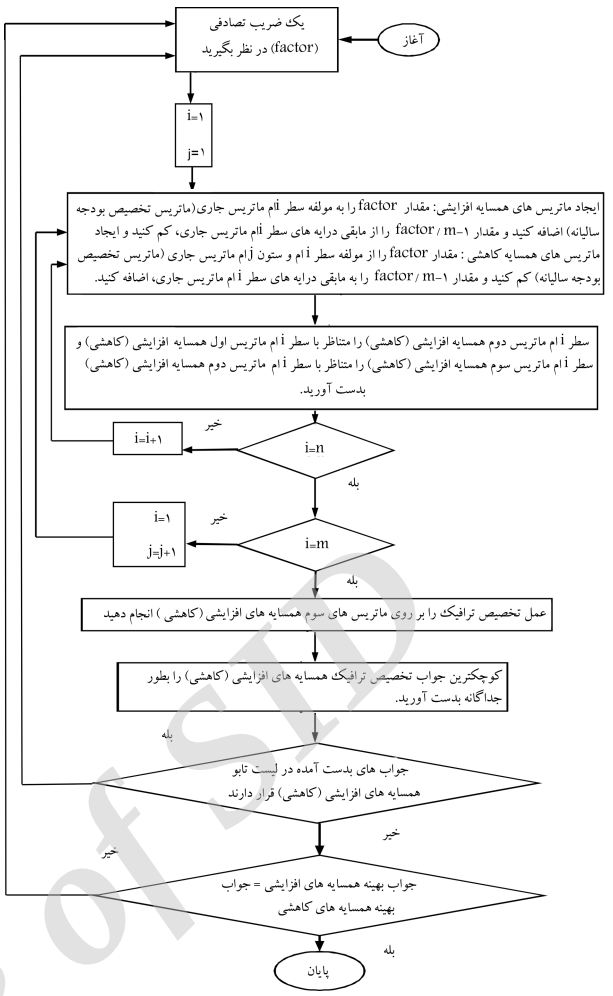
۳.۵. استفاده از روش تندترین نزول برای حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی در شهر سایوکس فالز

بر طبق الگوریتم پیشنهادی برای روش تندترین نزول، کار با یک جواب اولیه شروع می‌شود و در هر مرحله برای به‌دست آوردن جواب جدید، طبق رابطه‌ی $X^{n+1} = X^n - \alpha_n \nabla Z(X^n)$ نیاز به اندازه‌ی گام α_n و ماتریس گرادیان مشتمل بر مؤلفه‌های گرادیان نسبت به هر مؤلفه‌ی جواب اولیه است. در مطالعه‌ی حاضر، $\alpha_n = \frac{۱}{(counter*۱۰^۳)+۱۰^۴}$ در نظر گرفته شده است، البته مقدار $۱۰^۴$ به‌عنوان یک عدد ثابت اختیاری (c) قابل تغییر است، ولی از آنجایی که رسیدن به جواب بهینه با قدم‌های کوچک مدنظر بوده است، مقدار C از طریق سعی و خطا، $۱۰^۴$ به‌دست آمده است. مقدار $Counter$ از عدد ۱ شروع می‌شود و هر بار که الگوریتم تکرار می‌شود، به آن ۱ واحد اضافه می‌شود. برای محاسبه‌ی ماتریس گرادیان نسبت به هر مؤلفه از رابطه‌ی ۱۰ استفاده شده است:

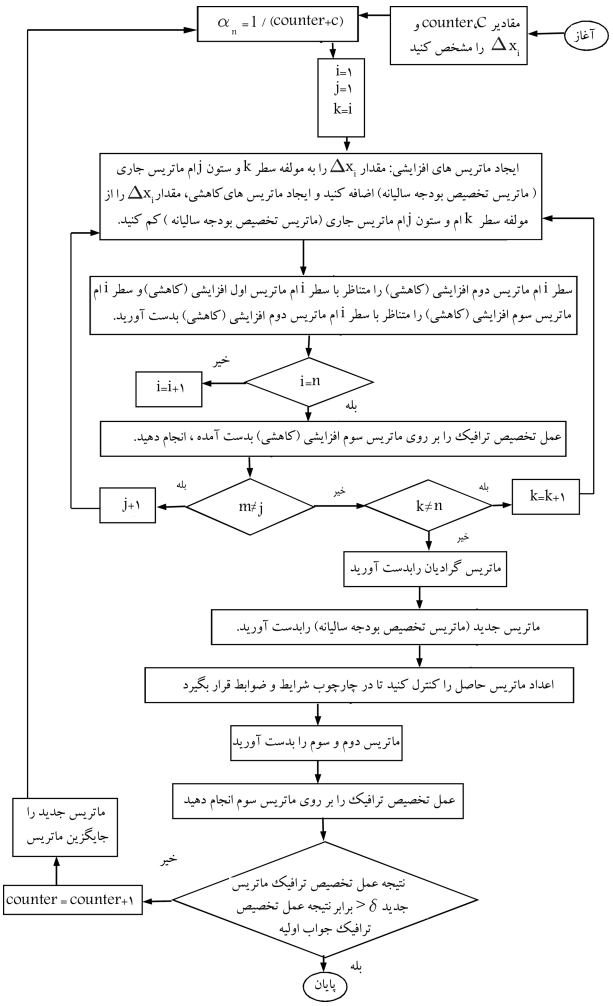
$$\nabla_i Z = \frac{Z(X^n - \Delta x_i.u_i) - Z(X^n + \Delta x_i.u_i)}{۲\Delta x_i} \qquad (۱۰)$$

Archive of SID

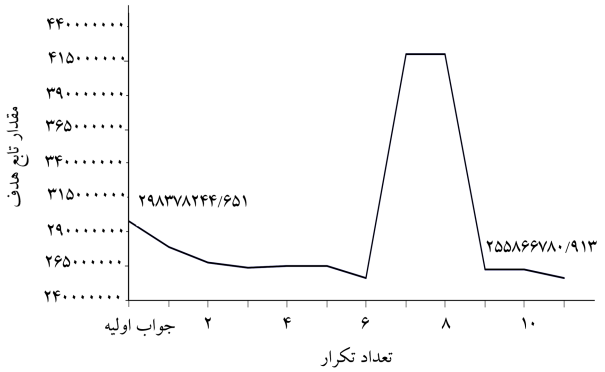
www.SID.ir



شکل ۳. روندنمای پیشنهادی الگوریتم جستجوی ممنوعه.



شکل ۵. روندنمای پیشنهادی الگوریتم تندترین نزول.



شکل ۴. نتایج حاصل از کاربرد روش جستجوی ممنوعه.

که در آن، Δx_i بیانگر میزان تغییر (افزایش یا کاهش) درایه‌های ماتریس تخصیص بودجه‌ی سالیانه است. برای مثال جاری در اینجا مقدار $\Delta x_i = ۰/۱$ در نظرگرفته شده است. بنابراین، در هر مرحله باید به یک درایه‌ی ماتریس جواب اولیه، به طور جداگانه مقدار ۰/۱ کم /اضافه شود. پس از عمل تخصیص ترافیک برای مقادیر جدید، جواب جدید به‌دست می‌آید. حال با مقایسه‌ی ارزش زمان سفر جواب جدید و جواب اولیه و درنظرگرفتن معیار توقف، پس از چندین تکرار جواب نهایی انتخاب می‌شود. شکل ۵، روندنمای پیشنهادی الگوریتم تندترین نزول را نشان می‌دهد.

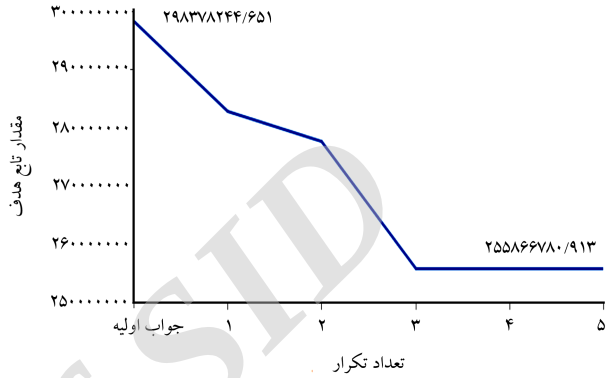
به‌منظور پیاده‌سازی این الگوریتم، یک برنامه‌ی کامپیوتری به زبان Visual Basic نوشته شده است، که در آن، زیربرنامه‌های الگوریتم ساخت ماتریس‌ها و تخصیص ترافیک، که در بخش ۳ شرح داده شده‌اند، به‌منظور ایجاد ماتریس‌های متناظر با جواب‌ها و ارزیابی جواب‌ها فراخوانی می‌شوند. با پیاده‌سازی این روش برای شبکه‌ی مورد مطالعه و با فرض داشتن جواب اولیه‌ی پیشین، فقط پس از ۳ تکرار الگوریتم، معیار توقف برقرار شده است. در این فرایند مقدار تابع هدف، که برای جواب اولیه ۲۹۸۳۷۸۲۴۴/۶۵۱ بوده است، پس از ۳ تکرار به ۲۵۵۸۶۶۷۸۰/۹۱۳ رسیده و در تکرارهای بعدی هم تابع هدف دست‌خوش تغییر نشده است و بنابراین به‌نظر می‌رسد مسئله در همان ۳ تکرار به جواب بهینه رسیده‌است. نتایج به‌دست آمده از این فرایند در شکل ۶ نشان داده شده است. همان‌گونه که مشاهده می‌شود، روش تندترین نزول از لحاظ تعداد گردش (تکرار) بسیار سریع‌تر از روش جستجوی ممنوعه به جواب بهینه نزدیک می‌شود. اما از لحاظ پردازش به‌دلیل عملیات نسبتاً زیادی که در هر مرحله از الگوریتم تندترین نزول، به‌علت وجود چند عمل تخصیص ترافیک وجود دارد، این روش به مراتب کندتر از روش جستجوی ممنوعه است. به‌خصوص آنکه زمان اجرای الگوریتم در روش تندترین نزول بسیار به ابعاد مسئله وابسته است. برای مطالعه‌ی چگونگی تغییرات زمان پردازش با تغییر اندازه‌ی مسئله سعی شده است یک تحلیل حساسیت روی ابعاد مسئله برای هر ۲ روش صورت گیرد.

Archive of SID

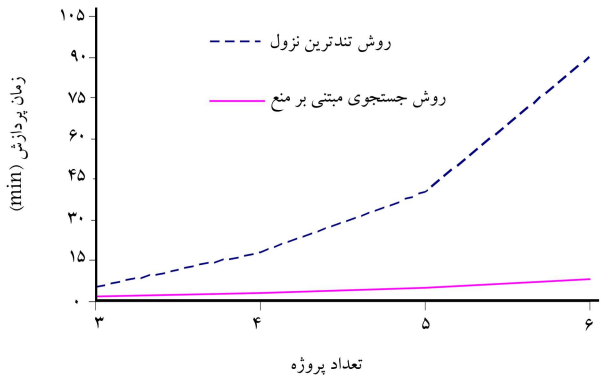
www.SID.ir

جدول ۳. زمان اجرای مدل‌ها برای پروژه‌های کاندید شبکه‌ی آزمایشی در دوره‌ی زمانی ۸ ساله.

زمان اجرا	تعداد پروژه‌ها			
	۳	۴	۵	۶
الگوریتم ساخت جواب‌های اولیه	۲ ثانیه	۳-۲ ثانیه	۳ ثانیه	۴-۳ ثانیه
الگوریتم تخصیص ترافیک (از مجموع ۸ بار عمل تخصیص ترافیک برای مدت ۸ سال به‌دست آمده است).	۹ ثانیه	۱۰ ثانیه	۱۱ ثانیه	۱۲ ثانیه
روش جستجوی ممنوعه تا رسیدن به جواب بهینه	۲ دقیقه	۳ دقیقه	۵ دقیقه	۸ دقیقه
روش تندترین نزول تا رسیدن به جواب بهینه	۵ دقیقه	۱۸ دقیقه	۴۰ دقیقه	۹۰ دقیقه



شکل ۶. نتایج حاصل از به‌کارگیری روش تندترین نزول.



شکل ۷. چگونگی تغییرات زمان پردازش در مقابل افزایش پروژه‌ها.

۴.۵. تحلیل حساسیت زمان پردازش نسبت به تعداد گزینه‌ها

به‌منظور تحلیل حساسیت روی تعداد پروژه‌ها، تعداد پروژه‌های کاندید در فاصله‌ی ۳ تا ۶ پروژه در یک دوره‌ی زمانی ۸ ساله تغییر داده‌شده و مسئله برای این حالات از هر دو روش تندترین نزول و الگوریتم جستجوی ممنوعه حل شده است. جدول ۳، نتایج اجرای هر دو مدل را نمایش می‌دهد. همان‌طورکه مشاهده می‌شود، با افزایش تعداد پروژه‌ها زمان اجرای الگوریتم‌ها افزایش یافته‌است و تفاوت بسیار زیادی بین زمان اجرای روش جستجوی ممنوعه و روش تندترین نزول وجود دارد. این تفاوت ناشی از افزایش تعداد ماتریس‌هایی است که باید برای تک‌تک درایه‌های ماتریس گرادیان، در روش تندترین نزول، تولید شوند. مثلاً هنگامی که تعداد پروژه‌ها برابر ۵ و دوره‌ی زمانی ۸ سال در نظر گرفته شده است، ماتریس گرادیان شامل ۴۰ = ۵ × ۸ درایه است، که هر درایه‌ی آن از تفاضل دو عمل تخصیص ترافیک که هرکدام به‌طور جداگانه از مجموع ۸ عمل تخصیص ترافیک حاصل شده‌اند، به‌دست آمده است. در صورتی که در روش جستجوی ممنوعه، تعداد ماتریس‌های همسایه که از جواب اولیه حاصل شده‌اند، برابر ۵ است. در عوض همان‌گونه که مشاهده شده است، روش تندترین نزول در تکرارهای کمتری در مقایسه با روش جستجوی ممنوعه به جواب بهینه نزدیک می‌شود. بنابراین به‌نظر می‌رسد اگر بتوان به‌نوعی عمل تخصیص ترافیک را با سرعت بیشتری انجام یا مقادیر زمان سفر کل شبکه تحت سناریوهای مختلف را با یک روش ابتکاری مانند شبکه‌های عصبی برآورد کرد و به‌جای عمل تخصیص ترافیک قرار داد، انتظار می‌رود که روش تندترین نزول هم بتواند به‌عنوان یک روش کارا مطرح شود. شکل ۷، چگونگی تغییرات زمان پردازش را براساس اطلاعات جدول ۲ نمایش می‌دهد.

۵.۵. تحلیل حساسیت زمان پردازش نسبت به افزایش طول دوره‌ی برنامه‌ریزی (تعداد سال‌های دوره‌ی زمانی)

همان‌گونه که قبلاً اشاره شده است، زمان کل سفر در شبکه در یک دوره‌ی زمانی، از مجموع عمل تخصیص ترافیک هر یک از سال‌های دوره‌ی زمانی، که برای هر سال به‌طور مجزا صورت گرفته است، به‌دست می‌آید. از آنجایی‌که عمل تخصیص ترافیک یکی از زمان‌برترین قسمت‌های برنامه است، قطعاً تغییرات تعداد سال‌های دوره‌ی زمانی بر زمان پردازش اثر خواهد گذاشت. به‌منظور بررسی حساسیت زمان پردازش در مقابل افزایش تعداد سال‌های دوره‌ی زمانی برای ۵ پروژه‌ی کاندید، دوره‌ی زمانی در فاصله‌ی ۷ تا ۱۰ سال تغییر داده شده و مسئله برای این حالات از هر دو روش حل شده است. جدول ۴، نتایج کاربرد دو مدل در سناریوهای مختلف را نشان می‌دهد. تفاوت بسیار زیاد زمان اجرای روش تندترین نزول ناشی از افزایش تعداد ماتریس‌هایی است که باید برای تک‌تک درایه‌های ماتریس گرادیان تولید شوند. مثلاً هنگامی که دوره‌ی زمانی ۷ و تعداد پروژه‌ها برابر ۵ است، ماتریس گرادیان شامل ۳۵ = ۵ × ۷ درایه است، که هر درایه‌ی آن از یک عمل تخصیص ترافیک که هر کدام به طور جداگانه از مجموع ۷ عمل تخصیص ترافیک حاصل شده‌اند، به‌دست آمده است. در صورتی که در روش جستجوی ممنوعه، تعداد ماتریس‌های همسایه که از جواب اولیه حاصل شده‌اند، برابر ۵ است. شکل ۸، چگونگی تغییرات زمان پردازش را براساس اطلاعات جدول ۳ نمایش می‌دهد.

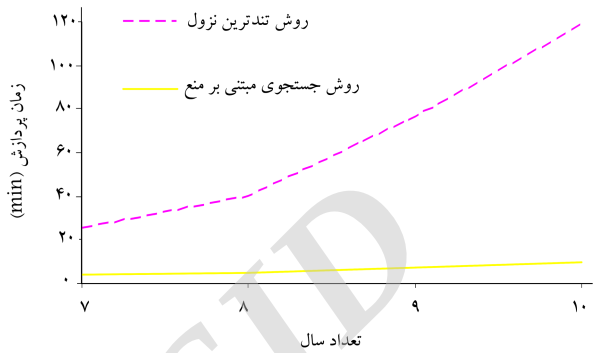
۶. نتیجه‌گیری

مسئله‌ی طراحی شبکه در برنامه‌ریزی حمل‌ونقل ازجمله مسائلی است که کوشش‌های

Archive of SID
www.SID.ir

جدول ۴. زمان اجرای مدل‌ها برای ۵ پروژه‌ی کاندید شبکه‌ی آزمایشی در دوره‌های زمانی مختلف.

زمان اجرا	تعداد سال‌های دوره‌ی زمانی			
	۷	۸	۹	۱۰
الگوریتم ساخت ماتریس‌ها	۳-۲ ثانیه	۳ ثانیه	۴-۳ ثانیه	۴ ثانیه
الگوریتم تخصیص ترافیک	۹ ثانیه	۱۱ ثانیه	۱۳ ثانیه	۱۵ ثانیه
روش جستجوی ممنوعه تا رسیدن به جواب بهینه	۴ دقیقه	۵ دقیقه	۷ دقیقه	۱۰ دقیقه
روش تندترین نزول تا رسیدن به جواب بهینه	۲۵ دقیقه	۴۰ دقیقه	۷۶ دقیقه	۱۱۸ دقیقه



شکل ۸. چگونگی تغییرات زمان پردازش در مقابل افزایش تعداد سال‌های دوره‌ی زمانی.

فراوانی برای حل آن انجام شده‌است. اما تاکنون به مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی کمتر پرداخته شده‌است. در نوشتار حاضر، ضمن ارائه‌ی یک مدل برای طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی، دو روش ابتکاری برای حل آن نیز ارائه شده است. روش‌های ارائه‌شده در مطالعه‌ی حاضر، نتیجه‌ی تلاشی اولیه برای حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی است و قطعاً امکان بهبود و تکامل آنها وجود دارد. از چارچوب ارائه‌شده برای حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی، می‌توان نتایج بسیار به‌دست آورد، از جمله: درصدی از بودجه‌ی سالیانه که به هرکدام از پروژه‌ها در هر سال اختصاص یافته است؛ سال شروع ساخت، خاتمه، و بهره‌برداری هرکدام از پروژه‌ها؛ و درصد پیشرفت سالیانه‌ی ساخت هر کدام از پروژه‌ها. از دو روش بهینه‌سازی، جستجوی ممنوعه و تندترین نزول برای یافتن جواب بهینه‌ی مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی استفاده‌شده است که هر دو آن‌ها از مدل تخصیص ترافیک برای محاسبه‌ی زمان کل سفر در شبکه در هر دوره‌ی زمانی استفاده می‌کنند. استفاده‌ی مکرر از الگوریتم فرانک -ولف در تخصیص ترافیک برای به‌دست آوردن زمان کل شبکه در حالت تعادل استفاده‌کننده، تا اندازه‌ی زیادی کارایی الگوریتم‌ها را تحت سؤال قرار داده است. این مسئله به‌خصوص برای روش دوم یعنی روش تندترین نزول، که به مراتب بیشتر از روش اول از الگوریتم تخصیص ترافیک استفاده می‌کند، مشهود است. بنابراین با بزرگ‌شدن ابعاد مسئله، کارایی روش تندترین نزول در شرایط فعلی به‌طور چشم‌گیری کاهش می‌یابد و روش ابتکاری جستجوی ممنوعه می‌تواند به‌عنوان روش بهتر جهت به‌دست آوردن جواب بهینه برای مسائل با ابعاد بزرگ معرفی شود، اگرچه از لحاظ تعداد تکرار الگوریتم تا رسیدن به جواب، روش تندترین نزول به مراتب قوی‌تر عمل می‌کند.

پانوشت‌ها

1. multi period network design problem
2. Tabu search
3. steepest descent
4. finite difference

منابع (References)

1. El Dessouki, W.M. "Some advances and developments in network analysis and design", Ph.D. Disseration, Department of Civil Engineering, North Carolina State University, Raleigh (1998).
2. Chootinan, P., Wong, S.C. and Chen, A. "A reliability-based network design problem", *Journal of Advanced Transportation*, **39**(3), pp. 247-270 (2005).
3. Antunes, A. and Peeters, D. "On solving complex multi-period location models using simulated annealing", *European Journal of Operational Reserch*, **130**(1), pp. 190-201 (2001).
4. Li, C., Yang, H., Zhu, D. and Meng, Q. "A global optimization method for continuous network design problems", *Transportation Research Part B: Methodological*, **46**(9), pp. 1144-1158 (2012).
5. Luathep, P., Sumalee, A., Lam, W.H. and Lo, H.K. "Global optimization method for mixed network design problem: A mixed-integer linear programming", *Transportation Research Part B: Methodological*, **45**(5), pp. 808-827 (2011).
6. Greistorfer, P., *Hybrid Genetic Tabu Search for a Cyclic Sheduling Problem*, Karl-Franzens-Universitat, Institut for Industrie and Fertigungswirtschaft Universitatsstrabe 15/G2, 8010 Graz, Austria (1998).
7. Gendreau, M., Iori, M., Laporte, G. and Martello, S. "A tabu search algorithm for a routing and container loading problem", *Transportation Science*, **40**(3), pp. 342-350 (2006).
8. Schrandolph, N.N., *Local Grain Adaption in Stochastic Gradient Descend*, Technical Report, IDSIA-09-99, IDSIA, Lugano, Switzerland (1999).
9. Codina, E. and Montero, L. "Approximation of the steepest descent direction for the O-D matrix adjustment problem", *Annals of Operations Research*, **144**(1), pp. 329-362 (2006).

Archive of SID
www.SID.ir