

دو روش حل برای انتخاب و زمان بندی پروژه‌ها در مسئله‌ی طراحی شبکه‌های حمل و نقل چنددوره‌یی

یوسف شفاهی* (استاد)

دانشکده‌ی مهندسی عمران، دانشگاه صنعتی شریف

مریم عامری (کارشناس ارشد)

موسسه عالی آموزش و پژوهش مدیریت و برنامه ریزی

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

در نوشتار حاضر، به فرمول بندی و حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌های حمل و نقل چنددوره‌یی (MPNDP)^۱ پرداخته شده است. به عبارت دقیق‌تر با وارد کردن مسئله‌ی زمان در مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی حمل و نقل به حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی همراه با زمان بندی بهینه‌ی پروژه‌ها به طور هم زمان اقدام می‌شود. در حالت کلی، مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی حمل و نقل 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^۲ و دیگری روش تندترین نزول^۳ برای حل مسئله استفاده شده است. روش تندترین نزول از لحاظ رسیدن به جواب بهینه در مسائل با ابعاد کوچک، به مراتب 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 به عنوان روش عملی‌تر برای مسائل با ابعاد بزرگ معرفی شود. به عنوان 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.

۱. مقدمه

برای یک شبکه در شرایط منابع محدود، بهترین مجموعه را انتخاب کنند تا کارایی شبکه وقتی که 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، مزاد منافع استفاده‌کنندگان شبکه در نظر گرفته می‌شود. از طرف دیگر، میزان قابلیت اطمینان می‌تواند یک تابع هدف کوتاه‌مدت در سطح کارکرد روزانه‌ی ترافیک باشد. افزایش مقدار تابع هدف، که به عنوان بهبود کارایی شبکه‌ی حمل و نقل تلقی می‌شود، از طریق سرمایه‌گذاری در شبکه و به صورت اجرای پروژه‌هایی با هزینه‌ی مشخص در شبکه میسر می‌شود. این پروژه‌ها عمدتاً به صورت احداث خیابان‌های جدید و یا افزایش ظرفیت خیابان‌های موجود هستند. به طور معمول، با توجه به مشکلات شبکه، پروژه‌های زیادی را می‌توان تعریف کرد و از آنجایی که محدودیت بودجه وجود دارد، در عمل فقط باید تعداد محدودی از این پروژه‌ها را انتخاب کرد. در یک جمله می‌توان

مدیریت عرضه‌ی سیستم حمل و نقل از دیرباز به عنوان یک راه‌حل برای حل مشکل حمل و نقل مطرح بوده است. اگرچه امروزه به علت محدودیت منابع، مدیریت تقاضا مورد توجه بیشتر دست‌اندرکاران سیستم‌های حمل و نقل قرار گرفته است؛ اما از سوی دیگر، محدودیت‌های منابع در دسترس برای توسعه‌ی سیستم‌های مذکور، اهمیت دقت در برنامه‌ریزی عرضه‌ی محدود سیستم‌های حمل و نقل 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

* نویسنده مسئول

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

مسئله‌ی تخصیص ترافیک استفاده‌کننده به صورت مجموعه روابط ۲ است: [۵۲]

$$(UE) \text{Min}_x U(x) = \sum_{(i,j) \in A} \int_0^{x_{ij}} t_{ij}(u) du$$

$$\sum_{(i,j) \in A(j)} x_{ij}^{ks} - \sum_{(i,j) \in B(j)} x_{ij}^{ks} = \begin{cases} x^{ks} & k = j \\ -x^{ks} & s = j; j \in V, \\ 0 & (k, s) \in P \end{cases} \quad (2)$$

در غیر این صورت

$$x_{ij} = \sum_{(k,s) \in P} x_{ij}^{ks}; (i, j) \in A \quad (3)$$

$$x_{ij}^{ks} \geq 0; (i, j) \in A, (k, s) \in P \quad (4)$$

$A \cup A_y$ کمان‌های موجود در شبکه به اضافه‌ی کمان‌های مرتبط با پروژه‌های انتخاب‌شده را مشخص می‌کند و c_{ij} هزینه‌ی اجرای پروژه $y_{ij} \in A_y$ و $(i, j) \in A_y$ 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 به حساب می‌آیند. برای مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌یی، به تعداد سال‌ها نیاز به برنامه‌ی سالیانه داریم، به طوری که مجموع هزینه‌های پروژه‌های انتخاب‌شده برای هر سال، محدودیت بودجه‌ی سال مربوطه را ارضاء کند. بنابراین، در این حالت می‌توان جواب مسئله را به صورت 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 i ام و ستون j ام ماتریس مذکور، بیان‌کننده درصدی از بودجه‌ی سال i ام است، که به پروژه‌ی j ام 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 روش پیشنهادی 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 به نام 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 i ام و ستون j ام آن ۱ است، اگر مجموع مؤلفه‌های ستون j ام و سطرهای کوچک‌تر از i ماتریس پیشرفت کار برابر

گفت که طراحی شبکه، مسئله‌ی انتخاب زیرمجموعه‌یی از پروژه‌های امکان‌پذیر از بین پروژه‌های ممکن برای اصلاح یا گسترش شبکه‌ی معین با هدف بهینه‌نگی یک تابع هدف است. تابع هدف مذکور عموماً به صورت کمینه‌سازی مجموع زمان سفر استفاده‌کنندگان شبکه (بیشینه کردن مازاد منافع استفاده‌کنندگان) است. [۲۱]

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 شبیه‌سازی شده برای حل مسئله‌ی مکان‌یابی، که مسئله‌ی مشابه به مسئله‌ی طراحی شبکه است، استفاده شده است. [۲] 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 به صورت مجموعه روابط ۱ ارائه شود:

$$\text{Min} \sum_t \sum_{(i,j) \in \bigcup_t A_y^{t*} \cup A} x_{ij}^{t*} t_{ij} (x_{ij}^{t*})$$

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

$$y_{ij}^t = \begin{cases} 1 & \text{پروژه } y_{ij} \text{ برای اجرا در زمان } t \text{ انتخاب شود} \\ 0 & \text{وگرنه} \end{cases}$$

$$\sum_t y_{ij}^t \leq 1 \quad \forall i, j$$

X^{t*} جریان تعادل استفاده‌کننده در بازه‌ی زمانی t است. (۱)

وقتی که A_y^t مجموعه‌ی کلیه‌ی پروژه‌های کاندید برای دوره‌ی t ، X_{ij}^t متوسط جریان ترافیک در کمان (i, j) در دوره‌ی زمانی t ، 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

۱ شود. به عبارت 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 شبکه در 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، برنامه‌ی 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 زیربرنامه‌ی به زبان Visual Basic نوشته شده است. این زیربرنامه‌ی الگوریتم تخصیص ترافیک 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. به عبارت دیگر، زیربرنامه‌ی مربوط به الگوریتم تخصیص ترافیک برای هر سال، ماتریس تقاضای مربوط به همان سال را تخصیص می‌دهد.

۴. بهینه‌سازی مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌ی همان‌گونه که گفته شده است، در پژوهش حاضر برای یافتن جواب بهینه در مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌ی 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.

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

۴.۲. روش تندترین نزول
این روش از رابطه‌ی ۵ برای رسیدن به یک جواب همسایه استفاده می‌کند:

$$X^{n+1} = X^n - \alpha_n \nabla Z(X^n) \quad (5)$$

که در آن: α_n ، عدد غیرمنفی نمایش‌گر اندازه‌ی گام در تکرار n ام، $\nabla Z(X^n)$ ، گرادینت تابع هدف در تکرار n ام 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 گرادینت 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 گرادینت پذیرفته می‌شود، به عبارت دیگر روابط ۶ و ۷ را خواهیم داشت:

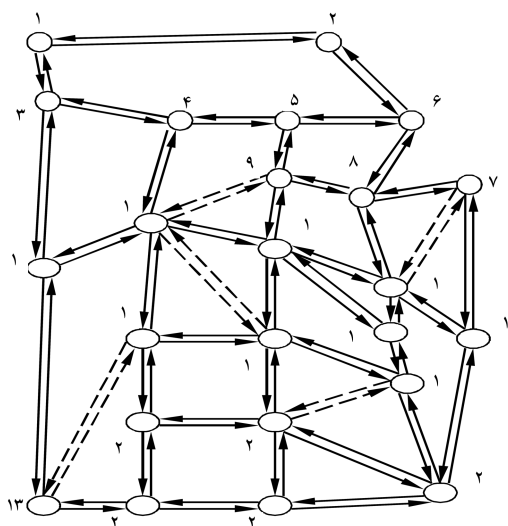
$$\nabla Z = [\nabla_1 Z, \dots, \nabla_p Z]^T \quad (6)$$

$$\nabla_i Z = \frac{Z(X^n - \Delta x_i, u_i) - Z(X^n + \Delta x_i, u_i)}{2\Delta x_i} \quad (7)$$

که در آن‌ها، u_i بردار واحد مؤلفه‌ی i ام است. برای پیدا کردن اندازه‌ی گام بهینه در هر مرحله، باید یک مسئله‌ی یک متغیره‌ی

۱.۴. روش جستجوی ممنوعه

به‌طور کلی در روش TS برای هر جواب امکان‌پذیر i ، مجموعه جواب‌های همسایه 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 به همین ترتیب



شکل ۱. شبکه‌ی شهر سایوکس فالز.

ماتریس اول (تخصیص بودجه سالیانه)	ماتریس دوم (پیشرفت کار)
$\begin{pmatrix} 0.264 & 0.21 & 0 & 0.333 & 0.203 \\ 0.203 & 0.298 & 0 & 0.251 & 0.248 \\ 0.304 & 0.215 & 0 & 0.2 & 0.281 \\ 0.139 & 0.277 & 0.4 & 0.158 & 0.26 \\ 0.1139 & 0.277 & 0.4 & 0.158 & 0.26 \\ 0 & 0 & 0.609 & 0.213 & 0.178 \\ 0 & 0 & 0.85 & 0.28 & 0.338 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$	$\begin{pmatrix} 0.29 & 0.21 & 0 & 0.273 & 0.16 \\ 0.223 & 0.298 & 0 & 0.212 & 0.195 \\ 0.334 & 0.215 & 0 & 0.169 & 0.221 \\ 0.153 & 0.277 & 0.367 & 0.134 & 0.20 \\ 0 & 0 & 0.556 & 0.18 & 0.139 \\ 0 & 0 & 0.77 & 0.32 & 0.265 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$

ماتریس سوم (پروژه‌های قابل بهره برداری)

$$\begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

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 اولیه به دست آمده، 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 چنددوره‌ی 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 (۲m) در نظر گرفته شده است. به‌طور کلی، 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

غیرخطی حل کنیم. با توجه 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:

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

که در آن، n شماری 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. با توجه به مطالب ذکر شده، به‌طور کلی الگوریتم پیشنهادی برای روش تندترین نزول می‌تواند به این صورت ارائه شود: [۹۸]

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

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:

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

گام ۴. اگر $Z(X^{n+1}) - Z(X^n) < \delta$ توقف کنید وگرنه $n = n + 1$ قرار دهید 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 $576 = 24 \times 24$ 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 $t_i(x_i) = a_i + b_i x_i$ است، ضرایب a_i و b_i پارامترهای ثابت برای کمان i و x_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 چنددوره‌ی، 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

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	$a(X^{10^{-2}})$	$b(X^{10^{-4}})$	کمان	$a(X^{10^{-2}})$	$b(X^{10^{-4}})$	کمان	$a(X^{10^{-2}})$	$b(X^{10^{-4}})$
۱ و ۲	۵٫۹۶	۰٫۰۰۰۰۲۳	۴۱ و ۴۲	۳٫۵۰	۰٫۰۰۰۵۲۵	۸۱ و ۸۲	∞	∞
۳ و ۴	۴٫۳۴	۰٫۰۰۰۰۱۷	۴۳ و ۴۴	۱٫۶۷	۰٫۴۰۰۰۸	۸۳ و ۸۴	∞	∞
۵ و ۶	۵٫۱۷	۰٫۱۲۴۰۸	۴۵ و ۴۶	۲٫۶۹	۰٫۰۰۰۰۲۵	۸۵ و ۸۶	∞	∞
۷ و ۸	۴٫۳۱	۰٫۰۰۰۰۶۹	۴۷ و ۴۸	۲٫۳۱	۰٫۰۰۵۵۴۴	داده‌های کمان‌های کاندید (زمان سفر آزاد در کمان، ضریب شلوغی، هزینه‌ی اجرا و هزینه‌ی بهره‌برداری).		
۹ و ۱۰	۴٫۱۴	۰٫۰۰۰۰۱۶	۴۹ و ۵۰	۴٫۴۶	۰٫۰۰۰۰۱۷	۷۷ و ۷۸	۳	۰٫۰۰۰۰۳۲۱
۱۱ و ۱۲	۲٫۱۶	۰٫۰۰۰۰۳۵	۵۱ و ۵۲	۳٫۹۹	۰٫۰۰۹۵۷۶	کل هزینه‌ی اجرا		۱۵۰۰۰۰۰ دلار
۱۳ و ۱۴	۶٫۴۶	۰٫۱۵۵۰۴	۵۳ و ۵۴	۵٫۷۲	۰٫۱۳۷۲۸	هزینه‌ی بهره‌برداری		۳۰۰۰ دلار در سال
۱۵ و ۱۶	۴٫۱۷	۰٫۱۰۰۰۸	۵۵ و ۵۶	۴٫۷۱	۰٫۱۱۳۰۴	کل هزینه‌ی اجرا		۱۶۵۰۰۰۰ دلار
۱۷ و ۱۸	۵٫۰۳	۰٫۰۰۰۷۵۵	۵۷ و ۵۸	۱٫۶۷	۰٫۴۰۰۰۸	هزینه‌ی بهره‌برداری		۳۳۰۰ دلار در سال
۱۹ و ۲۰	۲٫۱۸	۰٫۰۰۰۰۰۸	۵۹ و ۶۰	۳٫۲۹	۰٫۰۷۸۹۶	کل هزینه‌ی اجرا		۱۶۵۰۰۰۰ دلار
۲۱ و ۲۲	۹٫۶۱	۰٫۲۳۰۶۴	۶۱ و ۶۲	۴	۰٫۰۹۶۰۰	هزینه‌ی بهره‌برداری		۳۳۰۰ دلار در سال
۲۳ و ۲۴	۴٫۸۲	۰٫۱۱۵۶۸	۶۳ و ۶۴	۴٫۲۵	۰٫۱۰۲۰۰	کل هزینه‌ی اجرا		۱۸۰۰۰۰۰ دلار
۲۵ و ۲۶	۵	۰٫۰۰۰۷۵۰	۶۵ و ۶۶	۱٫۸۸	۰٫۰۴۵۱۲	هزینه‌ی بهره‌برداری		۳۶۰۰ دلار در سال
۲۷ و ۲۸	۵٫۸۷	۰٫۰۰۰۲۶۵	۶۷ و ۶۸	۲٫۷۵	۰٫۰۰۰۱۲۴	کل هزینه‌ی اجرا		۱۸۰۰۰۰۰ دلار
۲۹ و ۳۰	۸٫۰۴	۰٫۱۹۲۹۶	۶۹ و ۷۰	۲٫۱۷	۰٫۰۵۲۰۸	هزینه‌ی بهره‌برداری		۳۶۰۰ دلار در سال
۳۱ و ۳۲	۶٫۴۶	۰٫۱۵۵۰۴	۷۱ و ۷۲	۳٫۷۲	۰٫۰۸۹۲۸	کل هزینه‌ی اجرا		۱۹۵۰۰۰۰ دلار
۳۳ و ۳۴	۴٫۴۲	۰٫۱۰۶۰۸	۷۳ و ۷۴	۲٫۵	۰٫۰۱۱۸۵	هزینه‌ی بهره‌برداری		۳۹۰۰ دلار در سال
۳۵ و ۳۶	۲٫۹۸	۰٫۰۰۰۰۱۱	۷۵ و ۷۶	۴٫۵	۰٫۱۰۸۰۰	کل هزینه‌ی اجرا		۲۱۰۰۰۰۰ دلار
۳۷ و ۳۸	۴٫۵۲	۰٫۱۰۸۴۸	۷۷ و ۷۸	∞	∞	هزینه‌ی بهره‌برداری		۴۲۰۰ دلار در سال
۳۹ و ۴۰	۳٫۵۰	۰٫۰۰۱۰۴	۷۹ و ۸۰	∞	∞	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

مشاهده می‌شود، جواب اولیه برابر $۲۹۸۳۷۸۲۴۴/۶۵۱$ است، که با انجام ۱۱ بار تکرار به جواب بهینه‌ی $۲۵۵۸۶۶۷۸/۹۱۳$ می‌انجامد.

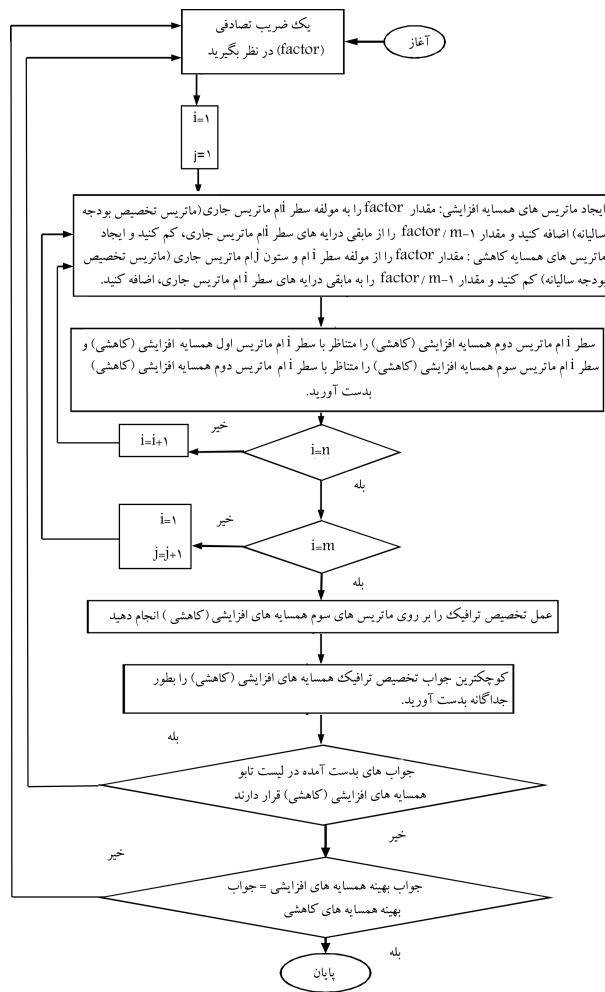
۳.۵. استفاده از روش تندترین نزول برای حل مسئله‌ی طراحی

شبکه‌ی چنددوره‌یی در شهر سایوکس فالز

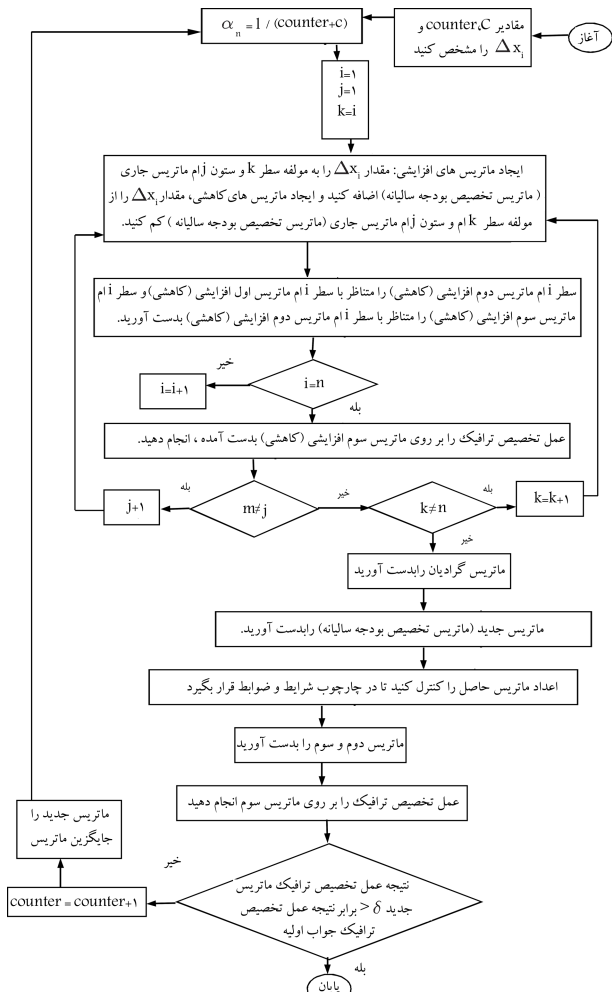
بر طبق الگوریتم پیشنهادی برای روش تندترین نزول، کار با یک جواب اولیه شروع می‌شود و در هر مرحله برای به‌دست آوردن جواب جدید، طبق رابطه‌ی $X^{n+1} = X^n - \alpha_n \nabla Z(X^n)$ نیاز به اندازه‌ی گام α_n و ماتریس گرادیان مشتتمل بر مؤلفه‌های گرادیان نسبت به هر مؤلفه‌ی جواب اولیه است. در مطالعه‌ی حاضر، $\alpha_n = \frac{1}{(counter * 10^2) + 10^4}$ در نظر گرفته شده است، البته مقدار 10^4 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، 10^4 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:

$$\nabla_i Z = \frac{Z(X^n - \Delta x_i . u_i) - Z(X^n + \Delta x_i . u_i)}{2 \Delta x_i} \quad (10)$$

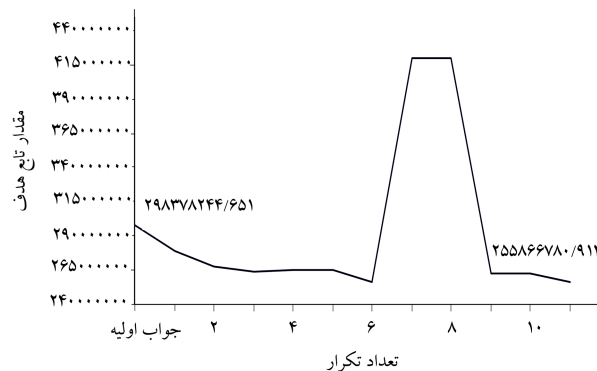
یک جواب همسایه به‌دست می‌آید. به‌عبارت دیگر، در تولید هر همسایه، فقط یک ستون افزایش و مابقی ستون‌ها کاهش می‌یابند. همچنین به تعداد m همسایه از طریق کاستن این ضریب از درایه‌های یک ستون و افزودن درصد‌های مساوی از ضریب مذکور به درایه‌های مابقی ستون‌ها به‌دست می‌آید. به بیان دیگر، در تولید همسایه‌های جدید، بودجه‌ی تخصیص یافته به یک پروژه به‌طور نسبی کاهش/افزایش و بودجه‌ی بقیه‌ی پروژه‌ها افزایش/کاهش می‌یابند. پس به‌طور کلی می‌توان گفت که تولید همسایه‌های افزایشی (کاهش) بر این اساس انجام می‌شود، که مقدار بودجه‌ی تخصیص یافته به یک پروژه از سال اول تا تکمیل پروژه افزایش (کاهش) می‌یابد و از بودجه‌ی تخصیص یافته 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 هر کدام 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



شکل ۳. روندنمای پیشنهادی الگوریتم جستجوی ممنوعه.



شکل ۵. روندنمای پیشنهادی الگوریتم تندترین نزول.



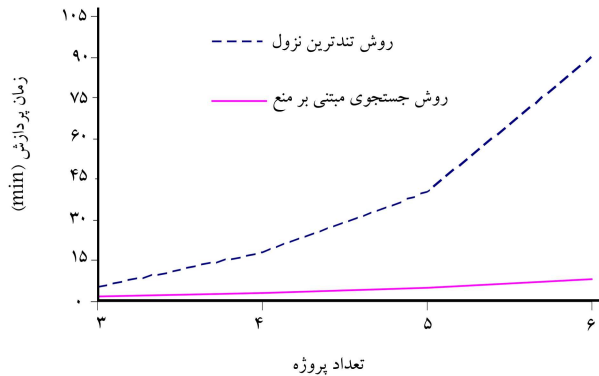
شکل ۴. نتایج حاصل از کاربرد روش جستجوی ممنوعه.

به منظور پیاده سازی این الگوریتم، یک برنامه کامپیوتری به زبان Visual Basic نوشته شده است، که در آن، زیر برنامه های الگوریتم ساخت ماتریس ها و تخصیص ترافیک، که در بخش ۳ شرح داده شده اند، به منظور ایجاد ماتریس های متناظر با جواب ها و ارزیابی جواب ها فراخوانی می شوند. با پیاده سازی این روش برای شبکه ی مورد مطالعه و با فرض داشتن جواب اولیه ی 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 دست خوش تغییر نشده است و بنابراین به نظر می رسد مسئله در همان ۳ تکرار به جواب بهینه رسیده است. نتایج به دست آمده از این فرایند در شکل ۶ نشان داده شده است. همان گونه که مشاهده می شود، روش تندترین نزول از لحاظ تعداد گردش (تکرار) بسیار سریع تر از روش جستجوی ممنوعه به جواب بهینه نزدیک می شود. اما از لحاظ پردازش به دلیل عملیات نسبتاً زیادی که در هر مرحله از الگوریتم تندترین نزول، به علت وجود چند عمل تخصیص ترافیک وجود دارد، این روش به مراتب کندتر از روش جستجوی ممنوعه است. به خصوص آنکه زمان اجرای الگوریتم در روش تندترین نزول بسیار به ابعاد مسئله وابسته است. برای مطالعه ی چگونگی تغییرات زمان پردازش با تغییر اندازه ی مسئله سعی شده است یک تحلیل حساسیت روی ابعاد مسئله برای هر ۲ روش صورت گیرد.

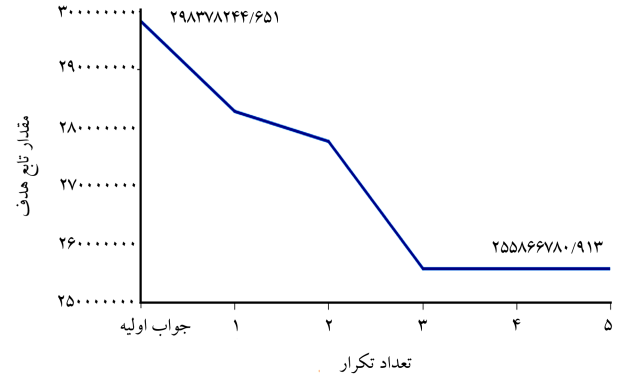
که در آن، Δx_i بیانگر میزان تغییر (افزایش یا کاهش) درایه های ماتریس تخصیص بودجه ی سالیانه است. برای مثال جاری در اینجا مقدار $0.1 = \Delta x_i$ در نظر گرفته شده است. بنابراین، در هر مرحله باید به یک درایه ی ماتریس جواب اولیه، به طور جداگانه مقدار 0.1 کم/ اضافه شود. پس از عمل تخصیص ترافیک برای مقادیر جدید، جواب جدید به دست می آید. حال با مقایسه ی ارزش زمان سفر جواب جدید و جواب اولیه و در نظر گرفتن معیار توقف، پس از چندین تکرار جواب نهایی انتخاب می شود. شکل ۵، روندنمای پیشنهادی الگوریتم تندترین نزول را نشان می دهد.

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

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



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



شکل ۶. نتایج حاصل از به‌کارگیری روش تندترین نزول.

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، به دست می‌آید. از آنجایی که 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 دریاچه‌های ماتریس گرادیان تولید شوند. مثلاً هنگامی که دوره‌ی زمانی ۷ و تعداد پروژه‌ها برابر ۵ است، ماتریس گرادیان شامل $35 = 7 \times 5$ دریاچه است، که هر دریاچه‌ی آن از یک عمل تخصیص ترافیک که هر کدام به‌طور جداگانه از مجموع ۷ عمل تخصیص ترافیک حاصل شده‌اند، به دست 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 از جمله مسائلی است که کوشش‌های

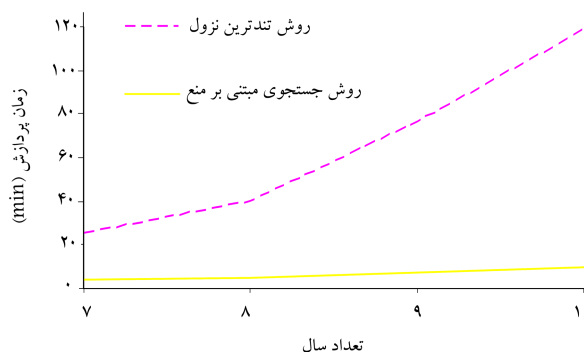
۴.۵. تحلیل حساسیت زمان پردازش نسبت به تعداد گزینه‌ها

به‌منظور تحلیل حساسیت روی تعداد پروژه‌ها، تعداد پروژه‌های کاندید در فاصله‌ی ۳ تا ۶ پروژه در یک دوره‌ی زمانی ۸ ساله تغییر داده شده 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. همان‌طور که 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 دریاچه‌های 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 $40 = 8 \times 5$ دریاچه است، که هر دریاچه‌ی آن از تقاضای دو عمل تخصیص ترافیک که هر کدام به‌طور جداگانه از مجموع ۸ عمل تخصیص ترافیک حاصل شده‌اند، به دست 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.

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

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

است و قطعاً امکان بهبود و تکامل آنها وجود دارد. از چارچوب ارائه شده برای حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌ی، می‌توان نتایج بسیار به دست آورد، از جمله: درصدی از بودجه‌ی سالیانه که به هر کدام از پروژه‌ها در هر سال اختصاص یافته است؛ سال شروع ساخت، خاتمه، و بهره‌برداری هر کدام 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 چنددوره‌ی استفاده شده 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 به دست آوردن زمان کل شبکه در حالت تعادل استفاده‌کننده، تا اندازه‌ی زیادی کارایی الگوریتم‌ها را تحت سؤال قرار داده است. این مسئله به خصوص برای روش دوم یعنی روش تندترین نزول، که به مراتب بیشتر از روش اول از الگوریتم تخصیص ترافیک استفاده می‌کند، مشهود است. بنابراین با بزرگ شدن ابعاد مسئله، کارایی روش تندترین نزول در شرایط فعلی به طور چشم‌گیری کاهش می‌یابد و روش ابتکاری جستجوی ممنوعه می‌تواند به عنوان روش بهتر جهت به دست 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.



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

فراوانی برای حل آن انجام شده است. اما تاکنون به مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌ی کمتر پرداخته شده است. در نوشتار حاضر، ضمن ارائه‌ی یک مدل برای طراحی شبکه‌ی چنددوره‌ی، دو روش ابتکاری برای حل آن نیز ارائه شده است. روش‌های ارائه شده در مطالعه‌ی حاضر، نتیجه‌ی تلاشی اولیه برای حل مسئله‌ی طراحی شبکه‌ی چنددوره‌ی

پانوشته‌ها

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. Dissertation, 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 Research*, **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 Scheduling Problem*, Karl-Franzens-Universität, Institut für Industrie und Fertigungswirtschaft Universitätsstrabe 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 Descent*, 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).