پژوهش‌های جغرافیای طبیعی، شماره ۷۸ ، زمستان ۱۳۹۰
صص. ۱۰۰-۸۳

مسیریابی بهینه در محیط GIS برای تخلیّه‌ی اضطراری آسیب‌دیدگان از حوادث ناگهانی

محمّد طالعی* ـ استادیار دانشگاه صنعتی خواجه نصیرالدین طوسی، تهران
محمّد سعادت سرشت ـ استادیار دانشگاه تهران
علی منصوریان ـ استادیار دانشگاه صنعتی خواجه نصیرالدین طوسی، تهران
سمیّه احمدیان ـ کارشناس ارشد مهندسی سیستم‌های اطلاعات مکانی، دانشگاه صنعتی خواجه نصیرالدین طوسی، تهران

پذیرش مقاله: ۱۳۸۹/۱۰/۲۲ تأیید نهایی: ۱۳۹۰/۱۱/۵

چکیده

هدف از این مقاله، توسعه‌ی یک مدل برپایه‌ی سامانه‌ی اطلاعات مکانی، به‌منظور پاسخ‌گویی به مسئله‌ی جست‌وجوی مسیر بهینه، برای تخلیّه و انتقال سریع آسیب‌دیدگان حوادث ناگهانی به مناطق امن از پیش تعیین‌شده است. در بسیاری از حوادث، بهترین گزینه، جابه‌جایی افراد نجات‌یافته از بلایا که در منطقه‌ی تحت تأثیر مخاطره واقع شده‌اند، به مناطق امن است. پس تخلیّه‌ی اضطراری، از نخستین مراحل مدیریت بحران به‌شمار می‌رود که باید در کمترین زمان ممکن انجام شود. چالش اصلی در مدیریت تخلیّه‌ی اضطراری، هدایت مردم در مسیرهای بهینه برای دست‌یابی به مناطق امن مورد نظر است. از این‌رو، به‌دلیل لزوم سرعت در تخلیّه‌ی منطقه‌ی تحت خطر، وجود یک طرح مسیریابی بهینه و کارآمد، بسیار ارزشمند است. مدل پایه برای مسیریابی بهینه در این پژوهش، دایجسترا است که با مقیّد شدن به پاره‌ای شرایط خاص، برای حادثه‌ی زلزله بهینه شده است. از آنجاکه فرایند مسیریابی برای تخلیّه‌ی اضطراری آسیب‌دیدگان می‌بایست به‌کرّات (برابر حاصل‌ضرب تعداد بلوک‌های ساختمانی در تعداد نواحی امن مربوطه) انجام پذیرد، مهم‌ترین ویژگی الگوریتم پیشنهادی سرعت بالای آن است. قابلیّت و سرعت روش پیشنهادی، در یک شبکه‌ی مجازی شبیه‌سازی‌شده و همچنین در یک شبکه‌ی واقعی معابر شهری واقع در منطقه‌ی ۷ شهرداری تهران، مورد آزمون قرار گرفته است. آزمایش‌های انجام شده حاکی از آن است که برای تعیین مسیر بهینه در یک شبکه‌ی واقعی شهری با ۴۳۲ گره بلوک ساختمانی، ۱۱ گره ناحیه‌ی امن و تعداد ۱۱۸۹ یال، تنها نیاز به زمانی در حدود ۹۰ ثانیه است. قابلیّت جست‌وجوی چند مقصدی مدل در یک بار اجرای آن، از دیگر ویژگی‌های روش پیشنهادی است.

کلیدواژه‌ها: مسیریابی بهینه، نظریه‌ی گراف، زلزله، تخلیّه‌ی اضطراری، GIS.

---

* نویسنده مسئول: ۰۹۱۲۳۳۴۲۶۹۳
E-mail: Taleai@kntu.ac.ir

مقدمه

مسئله‌ی برنامه‌ریزی برای تخلیّه‌ی اضطراری، ناشی از نیاز به جابه‌جایی آسیب‌دیدگان/ نجات‌یافتگان از مناطق آسیب‌دیده یا در معرض آسیب به مناطق امن است. تخلیّه‌ی اضطراری افراد نجات‌یافته از بلایا که در منطقه‌ی تحت تأثیر مخاطره واقع شده‌اند، یکی از راهبردهای عمومی و فعّالیّت‌های اصلی در مدیریت بحران ناشی از حوادث غیرمترقّبه به‌شمار می‌رود. در بسیاری از حوادث خطرناک، بهترین گزینه، جابه‌جایی جمعیّت در معرض آسیب به مناطق امن است (Cova and Johnson, 2003). بنابراین، تخلیّه‌ی اضطراری از نخستین مراحل مدیریت بحران به‌شمار می‌رود که باید در کمترین زمان ممکن انجام شود؛ چراکه سرعت در جابه‌جا کردن آسیب‌دیدگان، می‌تواند تأثیر بسزایی در کاهش نرخ مرگ‌ومیر ناشی از وقوع مخاطره داشته باشد (Yi and Özdamar, 2007). چالش اصلی در مدیریت تخلیّه‌ی اضطراری، هدایت مردم در مسیرهای بهینه برای دست‌یابی به مناطق امن مورد نظر است. از این‌رو به‌دلیل لزوم تسریع تخلیّه‌ی منطقه‌ی در خطر، وجود یک طرح مسیریابی بهینه و کارآمد بسیار ارزشمند است. در واقع، عامل مؤثّر و مهم که بر نتایج یک طرح تخلیّه‌ی اضطراری تأثیرگذار است، زمان مورد نیاز برای انجام عملیات تخلیّه‌ی افراد است. درمورد اسکان موقّت زلزله‌زدگان نیز، برنامه‌ریزی و آمادگی برای تخلیّه‌ی اضطراری در ساعات اوّلیّه پس از زلزله، سبب کاهش مرگ‌ومیر ناشی از تخریب ساختمان‌ها، به‌دلیل پس‌لرزه‌ها یا انفجارهای ناشی از گاز و دیگر تسهیلات خدمات‌رسانی شهری خواهد شد.

پژوهشگران بسیاری در مورد مسئله‌ی مدیریت بحران ناشی از بلایای طبیعی، مانند زمین‌لرزه، طوفان و... فعّالیّت کرده‌اند (Lindell & Prater, 2002؛ اردکانی، ۱۹۹۲). براساس دیدگاه چاو و زینگ (۲۰۰۷)، با چشم‌پوشی از تفاوت‌های مطرح در انواع حوادث غیرمترقّبه، تصمیم‌گیری درمورد تخلیّه‌ی اضطراری به‌دلیل وقوع حوادث غیرمترقّبه، شامل ابعاد زیر می‌شود:

مقصدی که آسیب‌دیدگان باید به آنجا منتقل شوند که می‌تواند محلّ اسکان زودگذر در چادر، مرکز خدمات درمانی و مناطق امن باشد؛

مسیر و مدّت زمانی که آسیب‌دیدگان باید بپیمایند، به‌گونه‌ای که کمترین مرگ‌ومیر رخ دهد.

در هر صورت، رسیدن سریع به مقصد مورد نظر (محلّ امن، فرودگاه و...) اولویت اوّل را در مسئله‌ی تخلیّه‌ی اضطراری دارد. درمورد اسکان موقّت زلزله‌زدگان نیز، ایده‌ی کلّی مطرح‌شده در کشور از سوی نقدی (۱۳۸۴) و سعادت‌سرشت (۱۳۸۵) شامل مراحل زیر است:

مرحله‌ی اوّل: جست‌وجوی نواحی امن براساس شرایطی مانند، حدّاقل خطرپذیری، گنجایش کافی، پراکندگی مناسب در سطح شهر، امکان آمدوشد بالا و وجود تأسیسات زیرساختاری مناسبی همچون، دسترسی به آب آشامیدنی؛

مرحله‌ی دوم: تعیین مسیر بهینه بین هر بلوک ساختمانی و هر ناحیه‌ی امن مستقر در شعاع مناسب آن (در حدود یک کیلومتر بر اساس آمدوشد پیاده در مقیاس محلّه) (حبیبی، ۱۳۷۸). معیار آمدوشد برپایه‌ی موارد مختلفی مانند، حجم ترافیک، فاصله‌ی پیموده شده و ضریب امنیت و ریسک‌پذیری مسیر است.

مرحله‌ی سوم: انتخاب ناحیه‌ی امن بهینه برای هر بلوک ساختمانی در یک فرایند بهینه‌سازی با درنظر داشتن دو معیار گنجایش و حدّاقل هزینه‌ی آمدوشد تا ناحیه‌ی امن.

با پیشرفت‌های انجام‌شده در فن‌آوری سامانه‌ی اطلاعات مکانی (GIS)[1] و دست‌یابی به اطلاعات مناسب از شبکه‌ی معابر و خیابان‌ها، امروزه، تجزیه و تحلیل مسائل مربوط به حمل و نقل و جابه‌جایی افراد در طول شبکه‌ی معابر در محیط GIS، بسیار مورد توجّه قرار گرفته است (Erkut, 1996; Zhan & Noon, 1998). در این‌گونه فعّالیّت‌ها، یافتن کوتاه‌ترین مسیر بیشتر به‌عنوان نقطه‌ی آغاز حل مسئله و اطلاعات ورودی برای انجام پردازش‌های سطوح بالاتر مانند مسئله‌ی تخلیّه‌ی اضطراری، مطرح است.

هدف از این مقاله، ارائه‌ی الگوریتمی مناسب در محیط GIS برای انجام مرحله‌ی دوم از فرایند بازگوشده است.

مواد و روش‌ها

در این بخش، ضمن بیان روش‌های پایه‌ی مسیریابی و اصول مسیریابی به‌روش دایجسترا[2]، روش پیشنهادی پیشرفته در این پژوهش، بیان می‌شود.

روش‌های مسیریابی

فرآیند مسیریابی، شامل انتخاب مسیر بهینه در شبکه‌ی معابر است. در شبکه‌های کوچک، مسیریابی چندان جدّی گرفته نمی‌شود؛ اما هنگامی که شبکه‌ی معابر کمی پیچیده‌تر می‌شوند، مسیریابی و انتخاب مسیر بهینه به یک امر مهم بدل می‌شود.

گراف نموداری است شامل تعدادی رأس که با یال‌هایی به هم وصل شده‌اند. به‌گفته‌ی دیگر، گراف مجموعه‌ای از رأس‌هاست که با مجموعه‌ای از زوج‌های مرتّب که همان یال‌ها هستند، به هم متّصل شده‌اند. یال‌ها بر دو گونه‌ی ساده و جهت‌دار هستند. همچنین برای نشان‌دادن هزینه‌ی حرکت بین دو رأس در گراف، از گراف وزن‌دار استفاده می‌شود. وزن هر یال در گراف می‌تواند تابعی از فاصله بین دو رأس، سرعت طیّ مسیر، زمان و... باشد (Bondy & Murty, 2008; Newman, 2010). اگرچه آغاز نظریه‌ی گراف به قرن هجدهم بازمی‌گردد، اما توسعه‌ی این نظریه بیشتر مربوط به نیم قرن پیش و همزمان با رشد فن‌آوری اطلاعات بوده است. امروزه، نظریه‌ی گراف یکی از پُرکاربردترین نظریه‌ها در شاخه‌های مختلف علوم مهندسی است. به‌کمک نظریه‌ی گراف می‌توان، به‌راحتی یک شبکه‌ی معابر بسیار بزرگ را در درون یک ماتریس به‌نام ماتریس وقوع گراف، ذخیره کرد و روش‌های مناسب برای یافتن کوتاه‌ترین مسیر، ازجمله روش دایجسترا را بر روی آن اِعمال کرد.

با توجّه به ویژگی‌های شبکه‌ی معابر، روش‌های مختلفی برای مسیریابی بهینه توسعه یافته است. یک دسته از این روش‌ها با عنوان روش‌های مبتنی بر ساختار درختی شناخته می‌شوند. در ساختار درختی، درختی از کوتاه‌ترین مسیرها با شاخه‌هایی منشعب شده از مبدأ، از طریق تعیین و اتصال کوتاه‌ترین مسیر از رأس مبدأ به رأس‌های دیگر تولید می‌شود. از

1. Geographical Information System (GIS)
2. Dijkstra

الگوریتم‌های مسیریابی مبتنی بر ساختار درختی، می‌توان به دایجسترا، بلمن فورد و فلوید ـ وارشال اشاره کرد.

روش دایجسترا از سوی دانشمند هلندی با همین نام، در سال ۱۹۵۹ ارائه شد. این روش یکی از روش‌های پیمایش گراف است که مسئله‌ی کوتاه‌ترین مسیر از مبدأ واحد را برای گراف‌های وزن‌داری کـه یـال بـا وزن منفـی ندارنـد، حـل می‌کند و درنهایت با ایجاد درخت کوتاه‌ترین مسیر، کوتاه‌ترین راه از مبدأ به همه‌ی رأس‌های گراف را محاسبه مـی‌کنـد. همچنین با توقّف اجرای مدل به محض پیداشدن کوتاه‌ترین مسیر از مبدأ به مقصـد، مـی‌تـوان آن را بـرای پیـدا کـردن کوتاه‌ترین مسیر از مبدأ تا رأس مقصد به‌کار برد. اگر گراف، یالی با وزن منفی داشته باشد، این روش درست کار نمی‌کنـد و باید از روش‌های دیگری استفاده کنیم (Thomas et al, 2001; Diestel, 2010).

روش بلمن ـ فورد، روش پیمایش گراف است که مسئله‌ی کوتـاه‌تـرین مسـیر از مبـدأ واحـد را بـرای گـراف‌هـای وزن‌داری حل می‌کند که وزن یال‌های آن ممکن است منفی باشد. روش دایجسترا مسـئله‌ی مشـابه را در زمـان اجـرای کمتر حل می‌کند و پیچیدگی زمانی آن کمتر است، اما در آن می‌بایست وزن یال‌ها اعداد نامنفی باشند. بنابراین در عمل، روش بلمن ـ فورد تنها برای گراف‌هایی که یال با وزن منفـی دارنـد، اسـتفاده مـی‌شـود (Diestel, 2010; Douglas, 2001).

روش فلوید ـ وارشال یک روش جست‌وجوی کوتاه‌ترین مسیر در یگ گراف جهـت‌دار و وزن‌دار اسـت. بـا یـک‌بـار اجرای این روش، کوتاه‌ترین مسیر بین همه جفت رأس‌ها پیدا خواهد شد. روش فلوید ـ وارشال به‌نام اسـتفن وارشـال[1] و روبرت فلوید[2] نام‌گذاری شده است. این روش نیز در مقایسه با روش دایجسترا پیچیدگی زمـانی زیـادی دارد و بیشـتر در شبکه‌های پویا، مانند شبکه‌های راه‌یاب کاربرد دارد.

از زمان ارائه‌ی الگوریتم دایجسترا، در پژوهش‌های بسیاری برای حل مسـائل مختلـف مسـیریابی، روش دایجسـترا رواج یافتـه اسـت (Deng et al, 2006; Peyer et al, 2009; Cantone & Faro, 2004). در ایـن پـژوهش نیـز بـا توسعه‌ی روش دایجسترا، این روش برای حـل مسـئله‌ی مسـیریابی بهینـه در محـیط GIS بـرای تخلیّـه‌ی اضـطراری آسیب‌دیدگان از حوادث غیرمترقّبه، استفاده شده است. الگوریتم پیشنهادی برای تعیین مسیر بهینه، باید ویژگی‌های زیر را داشته باشد:

سرعت بالا برای تعیین سریع مسیر بهینه بین بلوک‌های ساختمانی و نواحی امن، از میان مسیرهای ممکن؛

تعیین مسیر بهینه‌ی سراسری[3] برای دست‌یابی به مسیری با کمترین هزینه‌ی آمدوشد و شناسـایی و اجتنـاب از مسیرهای بهینه‌ی موضعی[4]؛

انتخاب مسیرهای بهینه از یک نقطه‌ی شروع (محلِّ آسیب‌دیدگان) به تمام مناطق امن، در یک‌بار اجرای روش؛

مسیریابی بهینه در یک شبکه‌ی جهت‌دار حمل و نقل شهری و دارای وزن، مبتنی بر هزینه‌ی سفر بـین هـر دو نقطه از شبکه.

1. Stephen Warshall
2. Robert Floyd
3. Global Optimum
4. Local Optimum

اصول مسیریابی دایجسترا

به منظور درک بهتر روش پیشنهادی در این مقاله، در ابتدا به بیان نظریه گـراف‌هـا پرداختـه و سـپس روش دایجسـترا تشریح می‌شود. در نظریه‌ی گراف، درواقع مسئله‌ی یافتن کوتاه‌ترین مسیر؛ یعنی مشخّص‌کردن مسـیر میـان دو رأس از شبکه است، به‌گونه‌ای که مجموع وزن (فاصله و هزینه) حاصل از تمـام یـال‌هـای تشـکیل‌دهنـده‌ی مسـیر مـورد نظـر، کمینه‌ی ممکن باشد. به‌گفته‌ی دیگـر، یـک گـراف وزن‌دار متشـکّل از تعـداد V رأس، تعـداد E یـال و یـک تـابع وزن $f : E \quad R$ است. درواقع، گراف یک ارتباط توپولوژیک بین یال‌ها و گره‌های شبکه است و هندسه‌ی شبکه، تـأثیری در پردازش‌های مورد نظر روی گراف ندارد و به‌طور معمول به هر یال، یک وزن به‌نام هزینه‌ی آمدوشد نسبت داده می‌شود. گاهی نیز یال‌ها جهت‌دار هستند. در این حالت برای مسیرهای رفت و برگشت هر یال، می‌توان وزن‌های متفاوت تعریـف کرد. یافتن کوتاه‌ترین مسیر می‌تواند از یک رأس مبدأ به تمام رئوس دیگر[1]، از یک رأس مبدأ به تنها یک زیرمجموعه از آن[2] و از تمام رئوس به یکدیگر[3]، انجام شود (Ahuja et al., 1993; Zhan, 2001). براساس ارزیابی انجام‌شده از سوی زان و نون (۱۹۹۸)، روش دایجسترا مزایای مناسبی برای مسائل مسیریابی از یک رأس مبدأ به زیرمجموعه‌ای از یال‌های شبکه را دارد؛ زیرا این روش می‌تواند، به‌مجرّد دست‌یابی به کوتاه‌ترین مسیر متصـل‌کننـده‌ی رأس مبـدأ بـه یـک رأس مقصد، خاتمه نیافته و شاخه‌ی دیگر جست‌وجو برای یافتن مقاصد دیگر گسترش یابد.

روش دایجسترا در سال ۱۹۵۹ گسترش یافت و شاید بتوان گفت، هم‌اینک یکی از مهم‌ترین و پُرکـاربردترین روش برای حل مسئله‌ی یافتن کوتاه‌ترین مسیر در شبکه‌های بُرداری است. مشخّصه‌ی بسیار مهم روش، امکان ارائه‌ی بهینه-ترین گزینه از میان گزینه‌های ممکن است. روش دایجسترا مسیرهای ممکـن در تمـام جهـات خروجـی از رأس مبـدأ را جست‌وجو کرده و هنگام رسیدن به رأس مقصد، خاتمه می‌یابد. با وجود پژوهش‌های انجام شده برای بهبود عملکرد ایـن روش، روش دایجسترا توانسته تا به امروز، نیازهای جدید مطرح‌شده را پاسخ داده و اعتبار جهانی کسب کند.

در روش‌های کوتاه‌ترین مسیر، روش برچسب‌گذاری[4] اهمّیّت زیادی دارد (Gallo & Pallottino, 1988; Ahuja et al., 1993). خروجی حاصل از این روش، یک شبکه‌ی درختی خارج شده از رأس مبدأ (s) به یک مجموعه از رئـوس دیگر شبکه است. این شبکه به‌صورت تکراری ایجاد می‌شود تا درنهایت، کوتاه‌ترین مسیر میـان s و i بـه‌دسـت آمـده و اجرای مدل خاتمه یابد. سه نوع اطلاعات برای هر رأس از شبکه در فرایند برچسب گذاری، نگه‌داری می‌شود:

برچسب فاصله d(i) که مبیّن کران بالای کوتاه‌ترین فاصله میان s و i در طول تکرار مدل اسـت و بـه‌محـض خاتمه یافتن مدل، d(i) مبیّن کوتاه‌ترین مسیر یکتا میان s و i است.

- برچسب رأس والد p(i) که مبیّن رأس والد رأس i در شبکه‌ی درختی ایجاد شده است.

برچسب وضعیّت رأس S(i) که می‌تواند بدون برچسب، برچسب‌دار موقّت و برچسب‌دار دائم باشد. هنگـامی‌کـه یک رأس در طول تکرار مدل مورد پیمایش قرار نگرفته باشد، "بدون برچسب" خواهد بـود و بیشـتر برچسـب

1. One-to-all
2. One-to-some
3. All-to-all
4. Labeling method

فاصله‌ی آن برابر مثبت بی‌نهایت تنظیم می‌شود. هنگامی‌که به‌طور قطعی، کوتاه‌ترین مسیر حاصله تا رأس i، کوتاه‌ترین مسیر ممکن باشد، برچسب رأس i بر روی وضعیّت "برچسب‌دار دائم" تنظیم می‌شود و هنگامی‌که انتظار بهبود بیشتر مسیر بهینه در تکرارهای بعدی مدل وجود دارد، برچسب رأس i بر روی وضعیّت "برچسب‌دار موقّت" تنظیم می‌شود. البتّه در روش دایجسترای اوّلیّه، هر رأس تنها می‌تواند یکی از دو وضعیّت "برچسب‌دار موقّت" و "برچسب‌دار دائم" را داشته باشد. بنابراین، در هر بار تکرار مدل، مدل رأس دارای وضعیّت "برچسب‌دار موقّت" با برچسب فاصله‌ی حدّاقل نسبت به رأس بعدی را انتخاب می‌کند (Dijkstra, 1959; Ahuja et al, 1993).

شیوه‌ی عملکرد برچسب‌گذاری رأس i مطابق زیر است:

```
Procedure ScanningOperation(i)
 begin
  for all successor nodes of i do
   if d(i)+l(i,j)<d(j)then
    begin
     d(j)=d(i)+l(i,j);
     p(j)=i;
     S(j)=labeled;
    end
  S(i)=permanently labeled;
 end
```

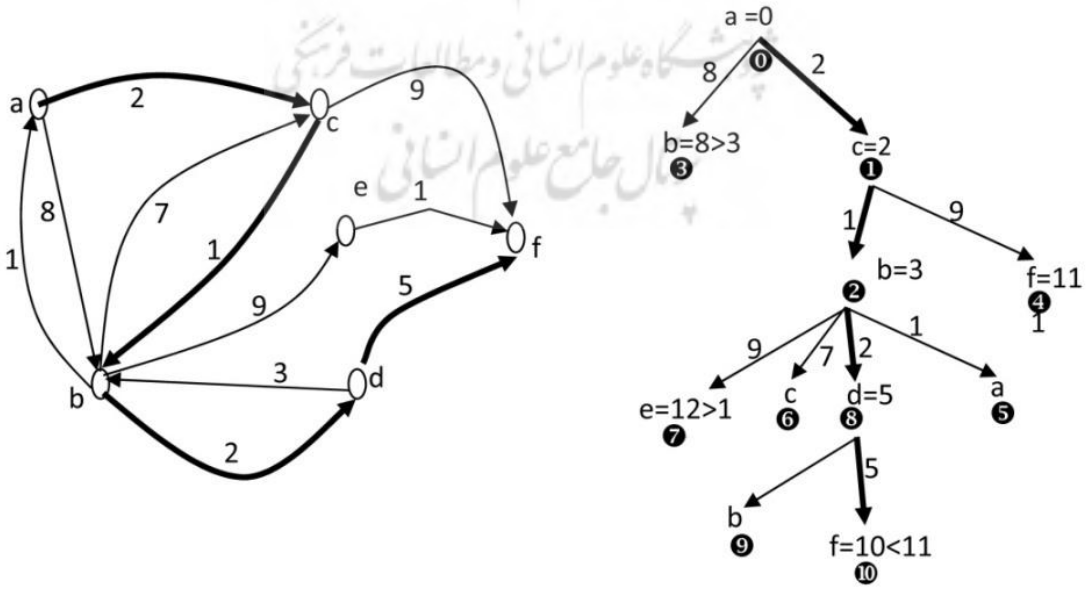
روش پیشنهادی مسیریابی بهینه برای تخلیّه‌ی اضطراری آسیب دیدگان

ایده‌ی کلّی الگوریتم پیشنهادی جهت مسیریابی بهینه برای مسئله تخلیّه‌ی اضطراری، بر پایه‌ی روش دایجسترا است. در این روش، ابتدا برای تمامی یال‌ها[1] هزینه c محاسبه شده و به تمامی رئوس گراف[2]، هزینه‌ی گذر d برابر بی‌نهایت نسبت داده می‌شود. سپس برای هر یال بین دو رأس i و j که در مسیر بین رأس شروع و پایان قرار گرفته است، چک می‌شود که آیا $d(i) + c(i,j) < d(j)$ است؟ چنانچه این شرط برقرار باشد $d(j) = d(i) + c(i,j)$ یال بین دو رأس i و j به انتهای مسیر بهینه اضافه می‌شود. در غیر این صورت جست‌وجو در این مسیر در محلِّ یال مزبور متوقّف می‌شود. این الگوریتم ساده، می‌تواند روی گراف‌های جهت‌دار هم به‌خوبی اجرا شود. از مهم‌ترین مزایای الگوریتم دایجسترا اینکه، علاوه‌بر پیدا کردن مسیر بهینه بین رأس شروع و پایان، می‌تواند مسیر بهینه بین رأس شروع و تمام رأس‌های دیگر را نیز پیدا کند. این قابلیّت در مسئله‌ی تخلیّه‌ی اضطراری بسیار مفید است؛ زیرا می‌توان آن را برای هر بلوک ساختمانی، به‌عنوان رأس شروع و تمام نواحی امن مجاور، به‌عنوان رئوس پایانی به‌کار گرفت و در یک اجرای الگوریتم، تمام مسیرهای بهینه‌ی مربوط به نواحی امن را پیدا کرد تا در مراحل بعد، بر اساس معیارهایی مانند ظرفیت نواحی امن، نسبت به انتخاب ناحیه‌ی امن مناسب با دیدگاه توزیع بهینه‌ی افراد میان نواحی موجود، اقدام کرد.

1. Arcs/ Edges
2. Nodes/Vertices

در روش پیشنهادی، علاوه‌بر شرط $d(i) + c(i,j) < d(j)$ برای یال ij ، سه شرط دیگر نیز اعمال شده است. در شرط اوّل $d(i) + c(i,j) < min\{d(j), d(e)\}$ لحاظ می‌شود که در آن e رأس مقصد است. به بیان دیگر، از ادامه‌ی جست‌وجوی مسیر با هزینه‌ی بیشتر، از مسیر کاملی که پیش از این یافته شده، جلوگیری می‌کند. اگر روش روی یک رأس مبدأ و به‌طور همزمان چندین رأس مقصد اجرا شود، $d(e) = max\{d(ei)\}$ در رابطه‌ی فوق باید لحاظ شود. براساس شرط دوم، مسیر تنها از رئوسی می‌تواند عبور کند که پیش از این از آنها عبور نکرده باشد؛ یعنی قبل از اینکه هزینه‌ی یالی در شرط فوق مورد آزمون قرار گیرد، کنترل می‌شود که رأس جدید یال در رئوس فعلی مسیر وجود نداشته باشد. شرط سوم به ترتیبِ جست‌وجوی یال‌های مربوط به مسیرهای مختلف مورد آزمون، اشاره دارد. بر اساس این قید، اولویت جست‌وجو همیشه با مسیری است که کمترین هزینه را دارد. به این ترتیب می‌توان امید بیشتری داشت تا d(j)های کوچکتر با سرعت بالاتری برای گره‌ها، به‌ویژه رأس مقصد، محاسبه شده تا از جست‌وجو در مسیرهای پُرهزینه سریع‌تر جلوگیری شود. اِعمال این سه قید سبب شد تا مطابق آنچه در بخش "یافته های تحقیق" بیان شده است، سرعت الگوریتم به‌طور چشمگیری افزایش یابد.

نکته‌ی دیگر گفتنی در رابطه با روش پیشنهادی اینکه، قابلیّت آن در یافتن مسیر بهینه‌ی موضعی یا سراسری، بسته به خواست کاربر است. در صورتی که به‌دلیل محدودیت زمانی، جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی موضعی با سرعت بالا موردنظر باشد، کافی است الگوریتم تا هنگامی به جست‌وجو ادامه دهد که اوّلین مسیر بین رأس مبدأ تا رأس مقصد، مشخّص شود. در این صورت، هیچ تضمینی برای سراسری بودن این مسیر وجود ندارد. در مقابل اگر این الگوریتم به‌طور کامل اجرا شود، مسیر بهینه‌ی سراسری به‌دست خواهد آمد.



شکل ۱. مثالی از گراف جهت‌دار (چپ) و بررسی شیوه‌ی کارکرد الگوریتم پیشنهادی (راست)

برای روشن شدن شیوه‌ی عملکرد الگوریتم پیشنهادی، گراف جهت‌دار (شکل شماره‌ی ۱) را که از شش رأس و یازده یال تشکیل شده است، در نظر بگیرید. هدف پیدا کردن مسیر بهینه از رأس a تا رأس f است. مراحل کار با شماره‌های صفر تا ده در سمت راست شکل شماره‌ی ۱، نشان داده شده است:

⓿ هزینه‌ی گذر از رأس مبدأ a برابر صفر قرار داده می‌شود. سپس هزینه‌ی رئوس c و b محاسبه می‌شود.

❶ بر اساس شرط سوم، چون هزینه‌ی گره c حدّاقل است، اولویت جست‌وجوی مسیر با آن بوده و به‌همین دلیل در تکرار بعدی، هزینه‌ی رئوس b و f، به‌عنوان رئوس خروجی از c، محاسبه می‌شود.

❷ رأس f نقطه‌ی مقصد و هزینه‌ی محاسبه‌شده در این مرحله، برابر ۱۱ است. این مسیر کوتاه‌ترین مسیر موضعی است.

❸ رأس b = ۳ از رأس f هزینه‌ی کمتری دارد؛ بنابراین، اولویت جست‌وجوی مسیر با آن بوده و درنتیجه در تکرار بعدی، هزینه‌ی رئوس acde محاسبه می‌شود.

❹ پیش از این مسیر از رأس a عبور کرده است؛ پس جست‌وجو در این مسیر متوقّف می‌شود.

❺ رأس f رأس مقصد است؛ بنابراین، بر اساس قید اوّل و مطابق با مطالب آمده در شماره ❷، تمامی هزینه‌های گذر رئوس باید از ۱۱ کمتر باشند. از آنجاکه هزینه‌ی گذر از رأس e برابر ۱۲ بوده و از هزینه‌ی فعلی مسیر مقصد بیشتر است؛ پس جست‌وجو متوقّف می‌شود.

❻ پیش از این مسیر از رأس c عبور کرده است؛ بنابراین جست‌وجو در این مسیر متوقّف می‌شود.

❼ برای تنها مسیر باقی‌مانده در گذر از d هزینه‌ی رئوس b و f محاسبه می‌شود.

❽ پیش از این مسیر از رأس b عبور کرده است؛ بنابراین جست‌وجو در این مسیر متوقّف می‌شود.

❾ گره f رأس مقصد است و هزینه‌ی آن از هزینه‌ی مسیر قبلی کمتر است، پس جایگزین مسیر قبل می‌شود.

در روش جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی موضعی، الگوریتم در مرحله‌ی ❷ متوقّف‌شده و مسیر acf با هزینه ۱۱ انتخاب می‌شود؛ اما در صورتی که الگوریتم تا انتها به جست‌وجوی خود ادامه دهد، مسیر بهینه‌ی سراسری acbdf با هزینه‌ی ۱۰ انتخاب خواهد شد.

بر اساس نظریه‌ی فوق، الگوریتم پیشنهادی برای جست‌وجوی مسیر بهینه که در آن P مسیر بهینه‌ی نهایی است، به شرح زیر پیاده‌سازی شده است:

(۱) تشکیل ماتریس توپولوژی T چهار ستونه: ستون اوّل حاوی شماره‌ی رأس ابتدایی یال، ستون دوم حاوی شماره‌ی رأس انتهایی یال، ستون سوم حاوی جهت یال با سه مقدار ۱ برای جهت مستقیم، ۱- برای جهت معکوس و صفر برای دو جهت و ستون چهارم حاوی وزن یا هزینه‌ی یال.

(۲) تعیین ساختار داده توپولوژیک یال‌ها و رئوس T که با اشاره به هر رأس، یال‌های خروجی (رئوس متصل) از آن به‌همراه وزن مربوطه قابل دسترسی است. این ساختار داده در مراحل بعدی بارها به‌کار گرفته می‌شود.

(۳) تشکیل بُردار هزینه‌ی گذر از رئوس C با مقدار اوّلیه‌ی بی‌نهایت برای هر رأس.

(۴) تعریف متغیّر رئوس فعّال N با مقدار اوّلیه رأس مبدأ. در N فهرست رئوس والد[1]، شماره‌ی رأس[2] و هزینه‌ی گذر از رأس[3] ذخیره می‌شود.

(۵) اجرای حلقه‌ی زیر تا جایی که N تهی شود (بهینه‌ی سراسری) یا رأس مقصد در N ظاهر شود (بهینه‌ی موضعی).

(۶) انتخاب رأس با کمترین هزینه از N به‌عنوان رأس فعّال n.

(۷) تعیین رئوس متصل به n از طریق T(n) و حذف رئوسی که در فهرست رئوس والد وجود دارند.

(۸) اگر رأس متّصلی باقی نمانده است، حذف رأس n از N و بازگشت به (۶).

(۹) انجام عملیات زیر برای هر یک از رئوس متّصل باقی‌مانده m.

(۱۰) محاسبه‌ی هزینه رأس m.

(۱۱) اگر هزینه‌ی رأس m از $min\{C(m), C(e)\}$ کوچکتر است (e رأس مقصد) انجام عملیات زیر وگرنه بازگشت به مرحله‌ی (۹).

(۱۲) ذخیره‌ی هزینه رأس m در C(m) و حذف رأس جایگزین و زیرمجموعه‌ی آن از N.

(۱۳) اگر رأس m همان رأس مقصد e است و $C(m) < C(e)$، ذخیره‌ی مسیر مربوط به‌عنوان مسیر نهایی P.

(۱۴) ذخیره‌ی رأس m در N.

یافته‌های تحقیق

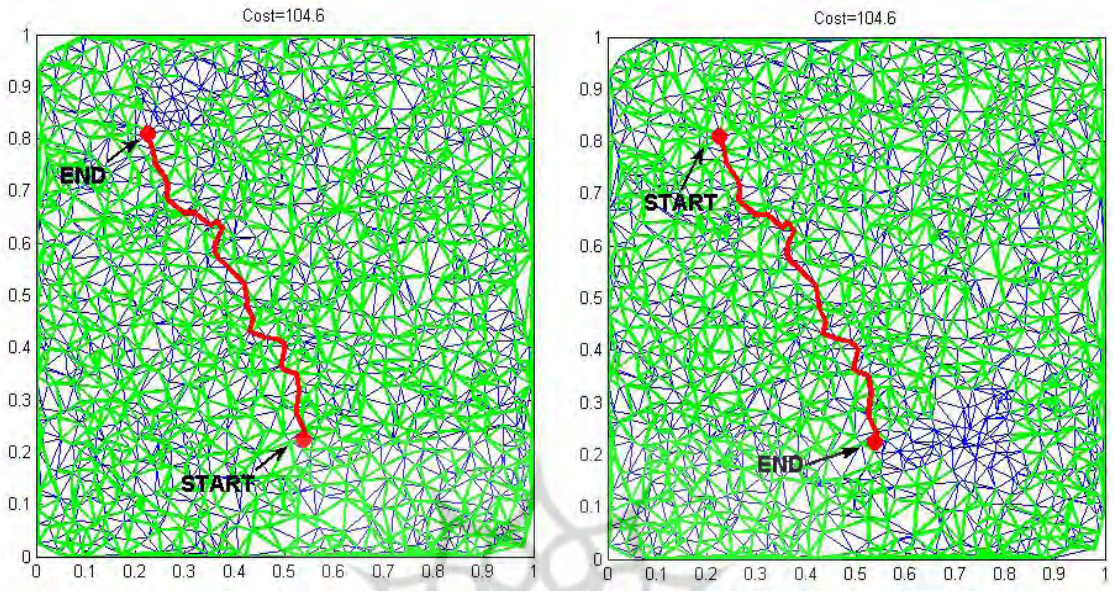
به‌منظور ارزیابی قابلیّت‌های روش پیشنهادی مسیریابی بهینه‌ی برای تخلیّه اضطراری آسیب‌دیدگان، این روش در یک شبکه‌ی معابر مجازی شبیه‌سازی‌شده و همچنین در یک شبکه‌ی واقعی معابر شهری واقع در منطقه ۷ شهرداری تهران، اجرا و نتایج به‌دست‌آمده در بخش‌های بعدی مورد تحلیل و ارزیابی قرار گرفت.

آزمون روش پیشنهادی در یک شبکه‌ی مجازی

به‌منظور بررسی کارایی روش پیشنهادی، این الگوریتم در محیط نرم‌افزار MATLAB پیاده‌سازی و روی داده‌های شبیه‌سازی‌شده آزموده شد. برای شبیه‌سازی، یک گراف به تعداد ۲۰۰۰ رأس با موقعیّت اتفاقی $0 < xy < 1$ ایجاد و مثلث‌بندی دلونی روی آن انجام گرفت. اضلاع مثلث‌ها بیانگر یال‌های گراف هستند که در این مثال تعداد آنها ۵۹۷۷ عدد است. در مرحله‌ی بعد و به‌صورت تصادفی، به هر یال یک وزن در بازه‌ی [۱۰-۱] و همچنین جهت حرکت، نسبت داده شد. سپس برای اطمینان از درستی عملکرد الگوریتم، روی یک شبکه‌ی غیرجهت‌دار با جابه‌جایی نقاط مبدأ و مقصد با یکدیگر، مسیر رفت و بازگشت بین دو رأس از شبکه به‌طور مستقل توسّط روش مورد جست‌وجو قرار گرفت و مشاهده

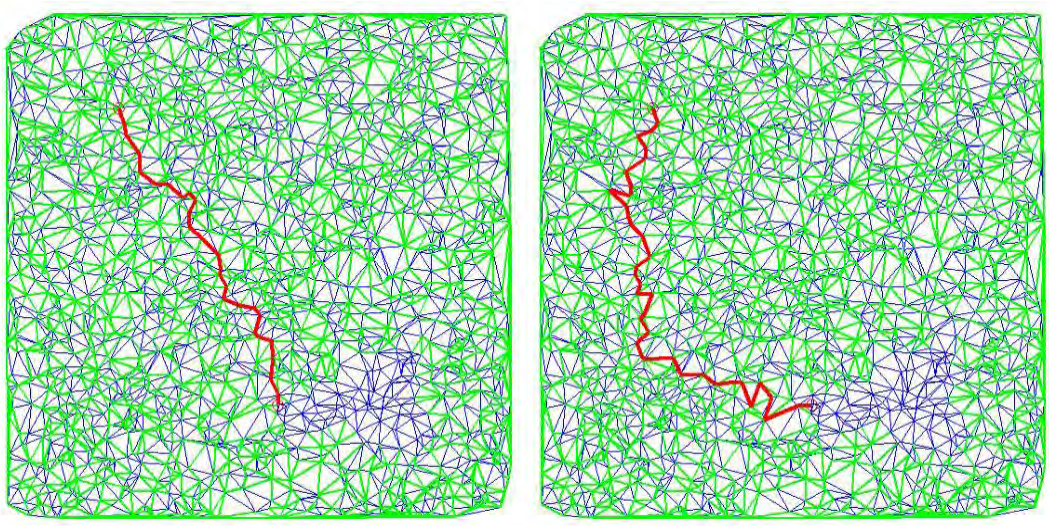
1. N.Parent Nodes
2. N.Node
3. N.Cost

شد که مسیرها به‌طور کامل برهم منطبق هستند (شکل شماره‌ی ۲). پس از تکرار این آزمون برای چند حالت بـا مبـدأ و مقصد مختلف، از درستی عملکرد الگوریتم اطمینان حاصل شد.



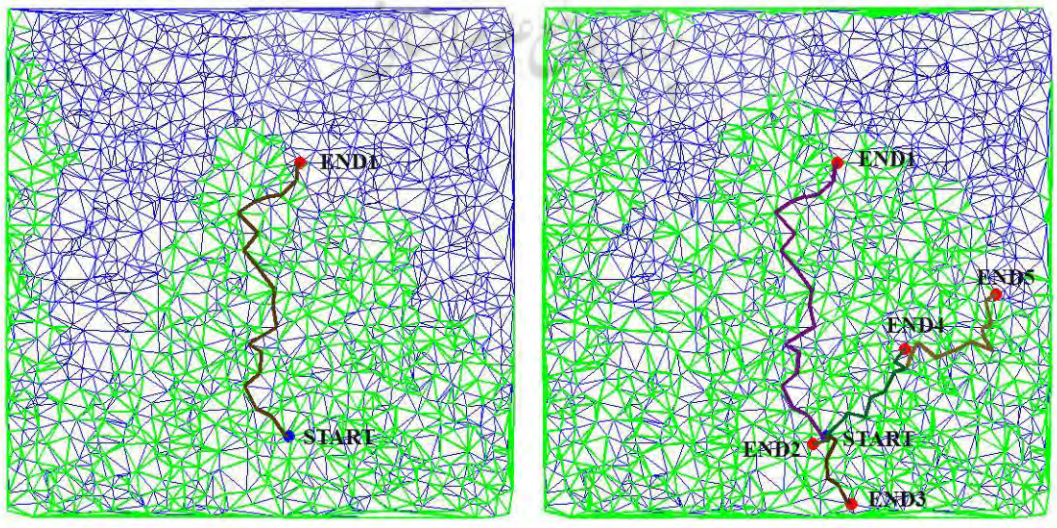
شکل ۲. عدم تأثیر جابه‌جایی نقاط رفت و برگشت در تعیین مسیر بهینه میان دو گره از شبکه
(خطوط آبی: کلّ یال‌ها، خطوط سبز: یال‌هایی که مورد جست‌وجو قرار گرفته‌اند)

در آزمون دوم، کارایی مسیر بهینه‌ی سراسری و موضعی بین دو رأس، مورد آزمون قرار گرفت. برای تعیـین مسـیر بهینه‌ی موضعی، تعداد ۲۸۱۳ یال مورد جست‌وجو قرار گرفت و مسیری شامل ۳۹ رأس با هزینه‌ی ۱۰۷/۱۴ حاصـل شـد (شکل شماره‌ی ۳ سمت راست). در مقابل برای تعیین مسیر بهینه‌ی سراسری، تعداد ۲۸۲۴ یال جست‌وجو شد و مسـیری با ۳۲ یال و با هزینه ۱۰۴/۰۶ به‌دست آمد (شکل شماره‌ی ۳ سمت چپ). مشاهده مـی‌شـود کـه بـا بـه‌کـارگیری زمـان محاسباتی کمابیش یکسان برای جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی موضعی و سراسری، نتیجه‌ی نهایی بسیار متفاوت است. این امر نشان‌دهنده‌ی لزوم جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی سراسری در مقایسه با مسیر بهینه‌ی موضعی است. بـرای اطمینـان از عملکرد الگوریتم در دو حالت بهینه‌ی سراسری و موضعی، آزمون فوق روی ۱۰۰ رأس مبدأ و مقصـد بـه انجـام رسـید و نتایج حاکی از آن بود که به‌طور متوسّط میزان بهبود هزینه‌ی مسیر بهینه‌ی سراسری نسبت به موضعی در حدود ۳٪ بوده و در ۵۵٪ موارد، به‌دلیل یکی بودن مسیرها، هیچ‌گونه بهبودی مشاهده نشد. از سوی دیگر، هزینـه‌ی محاسـباتی بـه‌کـار رفته برای یافتن مسیر بهینه‌ی سراسری، نسبت به مسیر بهینه‌ی موضعی، حدود ۹٪ افزایش داشته است. مجموعه‌ی این نتایج مبیّن این است که کارایی الگوریتم در جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی سراسری، نسبت به موضعی بسیار خـوب بـوده و با افزایش هزینه‌ی محاسباتی به‌میزان ۹٪ می‌توان به‌جای بهینه‌های موضعی، بهینه‌های سراسری را تعیین کرد. البتّه این نتیجه بیانگر میزان پیچیدگی بالای شبکه‌ی شبیه‌سازی شده نیز هست.



شکل ۳: مقایسه کارایی روش پیشنهادی در جست‌وجوی مسیر بهینه موضعی (راست) و سراسری (چپ)

در آزمون سوم، عملکرد الگوریتم پیشنهادی برای جست‌وجوی هم‌زمان مسیرهای بهینه بین یک مبدأ و چندین مقصد، مورد بررسی قرار گرفت. شکل شماره‌ی ۴ دو حالت جست‌وجو، شامل یک رأس مقصد و پنج رأس مقصد را نشان می‌دهد. همان‌گونه که در این شکل مشاهده می‌شود، برای تعیین یک مسیر بهینه، تعداد ۱۶۵۸ یال و برای تعیین هم‌زمان پنج مسیر بهینه، تعداد ۲۱۰۷ یال مورد جست‌وجو قرار گرفته است. به بیان دیگر با افزایش ۲۷٪ هزینه‌ی محاسباتی، به‌جای یک مسیر بهینه، پنج مسیر بهینه‌ی سراسری پیدا شده است. این امر نشان می‌دهد که در عملیات تخلیه‌ی اضطراری هر بلوک ساختمانی، باید چندین مسیر بهینه تا نواحی امن مجاور پیشنهاد شود تا در صورت مسدود شدن یک مسیر، مسیر دیگر مورد استفاده قرار گیرد، بنابراین، کارایی الگوریتم بسیار مناسب است.



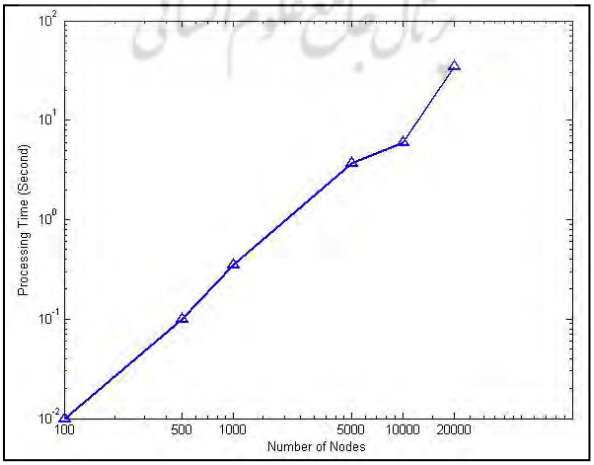
شکل ۴. مقایسه‌ی جست‌وجوی مسیر بهینه در حالت تک‌مقصدی و چندمقصدی

در آزمون چهارم، کارایی کلّی الگوریتم پیشنهادی برآورد شده است. به‌همین دلیل برای هر یک از هفت شبکه‌ی شبیه‌سازی‌شده، بر اساس ویژگی‌های جدول شماره‌ی ۱، الگوریتم ده بار به جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی سراسری برای نقاط مختلف پرداخته و زمان پردازش متوسّط و درصد یال‌های مورد جست‌وجو در جدول شماره‌ی ۱ ثبت شده است. براساس نتایج به‌دست آمده، به‌طور متوسّط حدود ۲۲٪ از یال‌های شبکه برای جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی سراسری مورد پردازش قرار گرفته‌اند.

جدول ۱. بررسی کارایی الگوریتم پیشنهادی

تعداد رئوس شبکه	تعداد یال‌های شبکه	زمان متوسّط پردازش (ثانیه)	یال‌های جست‌وجو شده (درصد)
۱۰	۱۱	۰/۰۰	٪۳۶
۱۰۰	۱۸۸	۰/۰۱	٪۲۱
۵۰۰	۹۸۳	۰/۱۰	٪۲۴
۱۰۰۰	۱۹۸۰	۰/۳۵	٪۳۲
۵۰۰۰	۹۹۷۴	۳/۶۷	٪۲۷
۱۰۰۰۰	۱۹۹۷۳	۵/۹۹	٪۱۶
۲۰۰۰۰	۳۹۹۷۴	۳۴/۳۹	٪۲۳

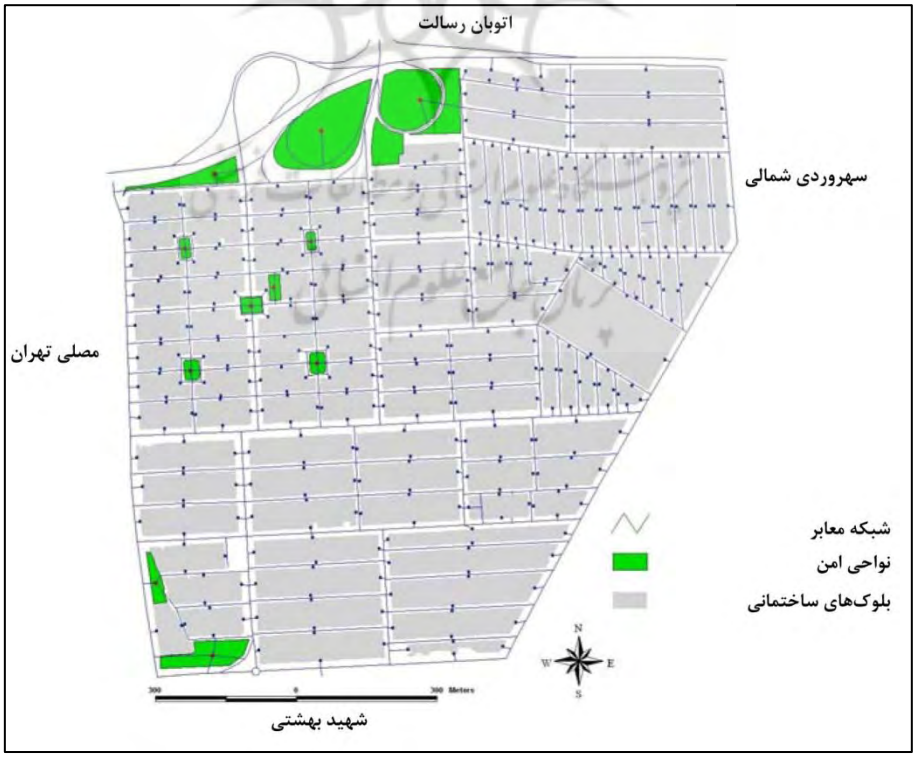
با ترسیم نمودار زمان پردازش متوسّط (شکل شماره‌ی ۵)، مشاهده می‌شود که با افزایش تعداد رئوس شبکه به‌صورت نمایی، زمان پردازش به‌صورت نمایی افزایش پیدا خواهد کرد. به بیان دیگر، در شکل شماره‌ی ۵ با محورهای لگاریتمی، نموداری کمابیش خطّی به‌دست می‌آید. شیب این نمودار بستگی مستقیم با پردازشگر مورد استفاده دارد. در این آزمون از یک رایانه پنتیوم ۴ با سرعت ۲ گیگابایت، استفاده شده است.



شکل ۵. رابطه‌ی تعداد رئوس شبکه با متوسّط زمان پردازش مورد نیاز برای جست‌وجوی مسیر بهینه‌ی سراسری

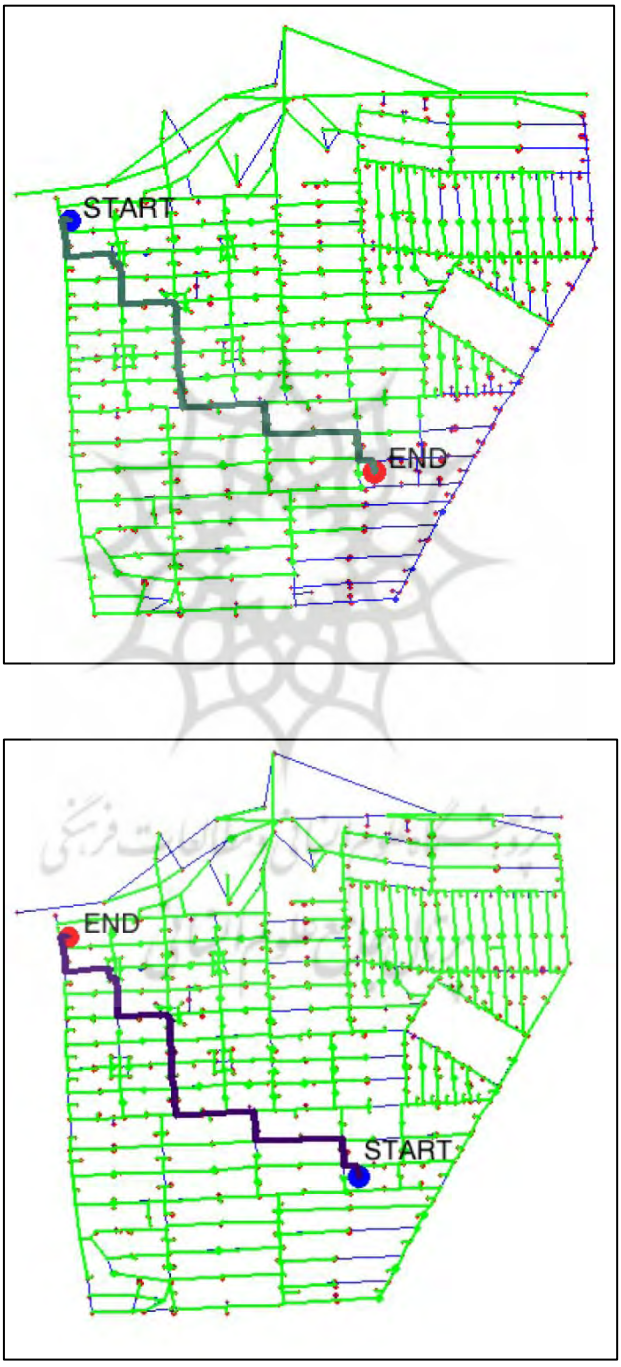
آزمون روش پیشنهادی در یک شبکه‌ی واقعی از معابر شهری

برای بررسی کارایی روش پیشنهادی، الگوریتم پیاده‌سازی‌شده در محیط نرم‌افزار MATLAB بر روی داده‌های یک شبکه‌ی واقعی از معابر و بلوک‌های شهری آزموده شد. منطقه‌ی مورد آزمون، بخشی از محدوده‌ی شمال‌غربی منطقه‌ی ۷ شهرداری تهران محدود به اتوبان رسالت، خیابان سهروردی شمالی، مصلّی بزرگ تهران و خیابان آیت ا.. شهید بهشتی است. به‌منظور آماده‌سازی داده‌ها، ابتدا لایه‌های اطلاعاتی مربوط به بلوک‌های شهری، محور معابر شهری و همچنین فضاهای سبز (به‌عنوان مناطق امن برای تخلیه‌ی اضطراری) به‌همراه اطلاعات جمعیّتی بلوک‌های شهری، از شهرداری منطقه‌ی ۷ جمع‌آوری شد. در مرحله‌ی بعد، برای برقراری امکان مسیریابی دقیق‌تر، به‌ازای هر بلوک شهری، بر اساس تعداد اضلاع آن، سه یا چهار نقطه به‌عنوان مراکز جمعیّتی آن بلوک که از طریق خیابان‌های اطراف هر بلوک شهری امکان جابه‌جایی دارند، مشخّص و ترسیم شدند. این فعّالیّت امکان می‌دهد تا دسترسی هر بلوک بر اساس خیابان واقع در ضلع مربوط به آن صورت گیرد (شکل شماره‌ی ۶). سپس جمعیّت کلّ بلوک شهری به نسبت مساوی میان نقاط مربوطه واقع در اضلاع بلوک، تقسیم شدند. برای نواحی امن، مراکز محدوده‌های مربوطه به‌عنوان نماینده‌ی مناطق امن در شبکه، مدّ نظر قرار گرفت. گفتنی است که انتخاب مناطق امن بر اساس پیشنهادهای مطرح شده در مطالعات زلزله‌ی شهر تهران توسّط جایکا انجام گرفت. پس از ایجاد توپولوژی شبکه‌ی فوق، شبکه‌ای با مشخصات: ۴۳۲ گره ساختمانی، ۱۱ گره ناحیه‌ی امن و تعداد ۱۱۸۹ یال تشکیل شد (شکل شماره‌ی ۶).



شکل ۶. محدوده‌ی شبکه‌ی واقعی شهری مورد مطالعه و ساختار شبکه‌ی معابر، نقاط نماینده‌ی بلوک‌های ساختمانی و نواحی امن

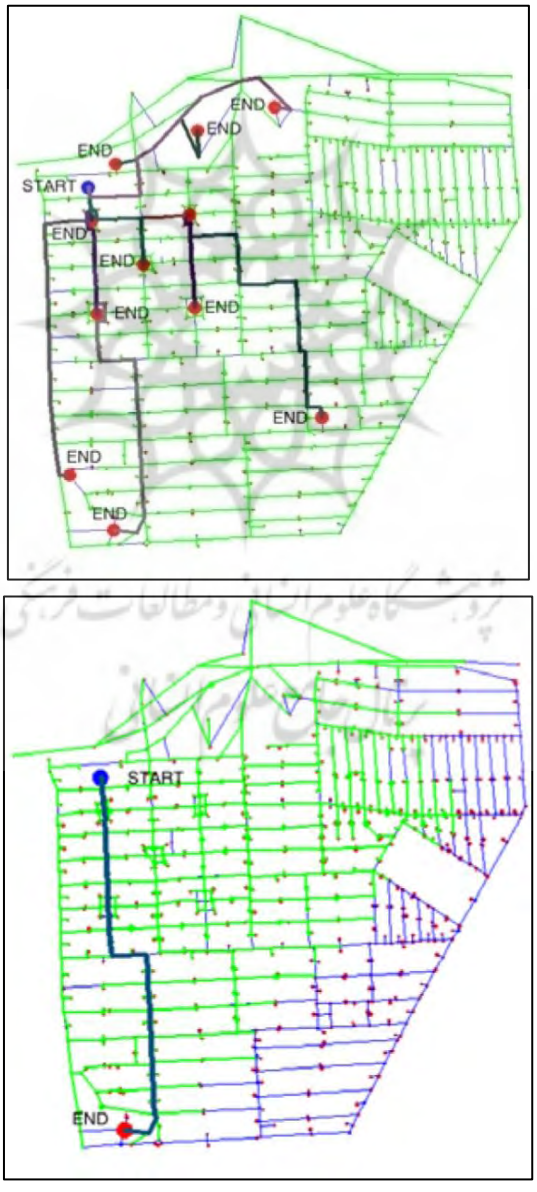
تمامی آزمون‌های بیان‌شده در رابطه با شبکه‌ی مجازی، دوباره برای شبکه‌ی واقعی اجرا شدند. شکل شماره‌ی ۷ بیانگر نتایج آزمون اطمینان از صحّت عملکرد الگوریتم در جابه‌جایی نقاط مبدأ و مقصد است. مشاهده می‌شود که مسیرها به‌طور کامل برهم منطبق هستند.



شکل ۷. عدم تأثیر جابه‌جایی نقاط رفت و برگشت در تعیین مسیر بهینه میان دو گره از شبکه‌ی واقعی

در رابطه با آزمون مسیریابی بهینه‌ی موضعی و سراسری، پس از اجرای مدل در شبکه‌ی واقعی مشاهده شد کـه در تمامی حالات، مسیر بهینه‌ی موضعی یافته شده توسّط مدل با مسیر بهینه‌ی سراسری انطباق دارد. عدم اختلاف در ایـن مورد، ناشی از ساختار مناسب و منظّم شبکه‌ی معابر شهری مورد آزمون است.

درمورد آزمون چند مسیری، از مجموع ۱۱۸۹ یال، تعداد ۱۰۰۵ یال برای حالت تک‌مقصدی و تعداد ۱۱۲۷ یال برای حالت چند مقصدی (۱۱) مورد جست‌وجو قرار گرفت. یعنی با افزایش ۱۲۲=۱۰۰۵–۱۱۲۷ که بیـانگر حـدود ۱۰٪ هزینـه بیشتر است، به‌جای انتخاب تنها ۱ مقصد و مسیر بهینه، تعداد ۱۰ مسیر بهینه‌ی دیگر به سایر نواحی امن نیز، پیـدا شـده است (شکل شماره‌ی ۸).



شکل ۸. مقایسه‌ی جست‌وجوی مسیر بهینه در حالت تک‌مقصدی و چندمقصدی در شبکه‌ی واقعی

در این خصوص و برای یافتن مسیرهای بهینه بین کُلّ ۴۳۲ گره بلوک ساختمانی و ۱۱ گره نواحی امن کـه معـادل ۵۱۸۴ مسیر بهینه می‌شود، تعداد ۴۱۶۷۴۴ یال مورد جست‌وجو قرار گرفت. کلّ زمان انجام محاسبه‌های انجام‌شده برابـر با ۹۰ ثانیه (به‌طور متوسّط برای هر گره ساختمانی ۰/۲ثانیه و برای هر مسیر بهینه ۱۷ میلی ثانیه) بوده است.

نتیجه‌گیری

در این مقاله پس از مروری بر روش‌های جست‌وجوی مسیر بهینه در یک شبکه‌ی گسسته از گـره‌هـا و یـال‌هـا، روشـی اصلاح‌یافته بر پایه‌ی الگوریتم دایجسترا ارائه شد. در این روش برای افزایش سرعت الگوریتم از سه دسـته قیـد اسـتفاده شد. اِعمال این قیود، سبب افزایش کارایی الگوریتم جست‌وجوی مسیر بهینه شده، به‌گونه‌ای که بـر اسـاس آزمـون‌هـای انجام شده، می‌توان مسیرهای بهینه‌ی مورد نیاز در مسئله‌ی اسکان موقّت را برای شهری بـا ۱۰۰۰۰ بلـوک سـاختمانی، به‌کمک پردازشگری مناسب، در چند ساعت به انجام رسانید. علاوه‌براین، از آنجاکه الگوریتم پیشـنهادی عمـومی اسـت، می‌تواند در کاربردهای دیگری چون، تعیین مسیر بهینه برای کاربردهای ناوبری، به‌صورت آنی مورد استفاده قرار گیرد.

تصمیم‌گیری در مورد مسئله‌ی تخلیّه‌ی اضطراری، هنگامی‌که بخواهیم همه افراد آسیب‌دیده در یک شبکه‌ی حمل و نقل با ظرفیت محدود و تقاطع‌های بسیار جریان یابند، مشکل‌تر خواهد شد. بنابراین، بدون توجّه به سایر مسائل دخیـل در برنامه‌ریزی برای تخلیّه‌ی اضطراری افراد، شبکه‌ی حمل و نقل می‌تواند دچـار آشـفتگی شـدید شـده و تصـادف‌هـا و مرگ‌ومیر ناشی از تخلیّه‌ی اضطراری، نگران‌کننده‌تر از خود حادثه‌ی غیرمترقّبه خواهد شد. از این‌رو، مسـئله‌ی گـردآوری برنامه‌ی زمان‌بندی‌شده برای تخلیّه‌ی افراد ساکن در هر یـک از بلـوک‌هـا، جهـت پرهیـز از هـم‌زمـانی حضـور تمـامی آسیب‌دیدگان در محل یک گره و ایجاد ترافیک با توجّه به ظرفیت محدود معابر شهری، از موضوعاتی است کـه نیازمنـد مطالعه بیشتر بوده و در پژوهش‌های آتی نگارندگان این مقاله، مورد توجّه قرار خواهد گرفت.

منابع

Ahuja, R.K. and Magnanti, T.L., 1993, **Network Flows: Theory, Algorithms and Applications**, Englewood Cliffs, Prentice Hall.

Ardekani, S.A., 1992, **A Decision Tool for Transportation Operations Following Urban Disasters, Final Report, Arlington, National Science Foundation**, the University of Texas at Arlington.

Bondy, J.A., Murty, U.S.R., 2008, **Graph Theory**, Springer, Berlin, Heidelberg.

Cantone, D. and Faro, S., 2004, **Two-Levels-Greedy: A Generalization of Dijkstra's Shortest Path Algorithm**, Electronic Notes in Discrete Mathematics, Vol. 17, No.20, PP. 81-86

Chiu, Y.C. and Zheng, H., 2007, **Real-time Mobilization Decisions for Multi-priority Emergency Response Resources and Evacuation Groups: Model Formulation and Solution**, Transportation Research, Part E, Logistics and Transportation Review, Vol. 43, No. 6, PP. 710-736.

Cormen, T.H., Leiserson, C.E., Rivest, R.L. and Stein, C., 2001, Section 24.3, Dijkstra's Algorithm, **Introduction to Algorithms**, Second Ediction, MIT Press and McGraw-Hill.

Cova, T.J. and Johnson, J.P., 2003, **A Network Flow Model For Lane-based Evacuation Routing**, Transportation Research, Part A, Policy and Practice, Vol. 37, No. 7, PP. 579-604.

Deng, Y., Chen, Y., Zhang, Y. and Mahadevan, S., 2011, **Fuzzy Dijkstra Algorithm for Shortest Path Problem under Uncertain Environment**, Applied Soft Computing, Vol. 12, No. 3, PP. 1231-1237.

Diestel, R., 2010, **Graph Theory**, 4th Edition, Springer, Berlin, Heidelberg.

Dijkstra, E. W., 1959, **A Note on Two Problems in Connexion with Graphs**, Numerische Mathematik, Vol. 1, PP. 269-271.

Douglas, B.W., 2001, **Introduction to Graph Theory**, Second Edition, Prentice Hall, New Jersey, USA.

Erkut, E., 1996, **The Road Not Taken**, ORMS Today, Vol. 23, PP. 22-28.

Gallo, G. and Pallottino, S., 1986, **Shortest Path Methods: a Unifying Approach**, Mathematical Programming Study, Vol. 6, No. 26, PP. 38-64.

Habibi, H. and Masaeli, S., 1999, **Per Capita Urban Spaces**, Publications of the National Land and Housing, Iran, Tehran.

Lindell, M.K. and Prater, C.S., 2002, **Development of a Decision Support System for Evacuation Management**, the First International Conference on Debris-Flow Disaster Mitigation Strategy, Taipei, Taiwan.

Naghdi, K., Saadatseresht, M., Mansourian, A., and Valadan Zoje, M.J., 2005, **Optimization of Temporary Housing in Crisis Management**, GIS 85 Conference, National Cartographic Center (NCC), Geshm.

Newman, M., 2010, **Networks: An Introduction**, Oxford University Press.

Pallottino, S., Scutellà, M.G., 1998, **Shortest Path Algorithms in Transportation Models: Classical and Innovative Aspects**, P. Marcotte and S. Nguyen (Eds.), Equilibrium and Advanced Transportation Modelling, Kluwer Academic Publishers, Dordrecht, the Netherlands.

Peyer, S., Rautenbach, D. and Vygen, J., 2009, **A Generalization of Dijkstra's Shortest Path Algorithm with Applications to VLSI Routing**, Journal of Discrete Algorithms, Vol. 7, No. 4, PP. 377-390.

Saadatseresht, M., Ahmadian, S. and Mansourian, A., 2006, **Fast Algorithm for Optimal Routing in Temporary Housing Issue**, Geomatics 86 Conference, National Cartographic Center, Tehran,.

Cormen, T.H., Leiserson, C.E., Rivest, R.L. and Stein, C., 2001, **Introduction to Algorithms**, Second Edition, MIT Press and McGraw-Hill.

Xu, M.H., Liu, Y.Q., Huang, Q.L., Zhang, Y.X. and Luan, G.F., 2006, **An Improved kikkstra's Shortest Path Algorithm for Sparse Network**, Applied Mathematics and Computation, Vol. 185, No. 1, PP. 247-254.

Yi, W. and Özdamar, L., 2007, **A Dynamic Logistics Coordination Model for Evacuation and Support in Disaster Response Activities**, European Journal of Operational Research Vol. 179, No. 3, PP. 1177-1193.

Zhan, F. B. and Noon, C. E., 1998. **Shortest Path Algorithms: An Evaluation Using Real Road Networks**, Transportation Science, Vol. 32, No. 1, PP. 65-73.

Zhan, F.B., 2001, **Three Fastest Shortest Path Algorithms on Real Road Networks: Data Structures and Procedures**, Journal of Geographic Information and Decision Analysis Vol. 1, No. 1, PP. 69-82.

پژوهشگاه علوم انسانی و مطالعات فرهنگی
پرتال جامع علوم انسانی

A GIS Based Optimum Route Determination for Emergency Evacuation

Taleai M.*
Assistant Prof., Faculty of Geodesy and Geomatics Eng., K.N.Toosi, University of Technology, Tehran
Saadatseresht M.
Assistant Prof., Center of Excellence for Geomatics Engineering and Disaster Management, University of Tehran
Mansourian A.
Assistant Prof., Faculty of Geodesy and Geomatics Eng., K.N.Toosi, University of Technology, Tehran
Ahmadiyan S.
M.A. Graduated, Faculty of Geodesy and Geomatic Eng., K.N. Toosi University of Technology, Tehran

Received: 12/01/2011 Accepted: 25/01/2012

Extended Abstract

Introduction
Many researchers have worked on the issue of crisis management due to natural disasters such as earthquakes and hurricanes (Lindell & Prater 2002; Ardekani 1992). Accordance with the views Chiu & Zheng (2007), making decisions regarding emergency evacuation due to unexpected events, should include the following aspects:

Destinations, the victims should be moved there, which can be temporary accommodation in tents, medical services or secure areas, and
Consuming time to get the destinations by the victims that should be the shortest.

Temporary accommodation of earthquake victims includes the following steps: (Naghdi et al., 2006; Saadatseresht et al., 2007)

Phase 1: Searching for some safe areas based on some constraints, such as a minimum risk, adequate capacity, proper distribution, access to adequate drinking water etc.
Phase 2: Determining the optimal path between each building block, located in the disaster area, and the safe areas based on several factors.
Phase 3: Selecting the optimum safe area for each building block in an optimization process based on two criteria: traffic capacity and the minimum cost (the shortest) to get the safe area.

This paper presents a suitable algorithm for performing the 2nd phase of the process discussed above. This paper is developed a shortest path algorithm based on geographical information system (GIS) for quick discharge and transfer injury disaster victims to predetermined safe areas.

Methodology
Dijkstra's algorithm, introduced by Dijkstra in 1956 and published in 1959, is a graph search

*E-mail: Taleai@kntu.ac.ir Tel: 09123342693

algorithm that solves the single-source shortest path problem for a graph with nonnegative edge path costs. For a given source vertex (node) in the graph, the algorithm finds the path with lowest cost (i.e. the shortest path) between that vertex and every other vertex. This is asymptotically the fastest known single-source shortest-path algorithm for random directed graphs with unbounded nonnegative weights.

The general idea of the proposed algorithm for optimum route determination for emergency evacuation issue is based on the Dijkstra. Dijkstra is improved with defining some particular conditions regarding earthquake disaster management. Proposed algorithm can find shortest path (optimum path) among all building block (as place of victims) and all safe areas (as evacuation destinations). Since short path finding process for emergency evacuation should be repeated numerously along the network (equal to the product of the number of building blocks in the number of safe areas), most important features of the proposed algorithm is its high speed.

Results and Discussion

Capabilities and speed of the algorithm has been tested at both virtual and real urban network located in district 7 of Tehran. To evaluate the efficiency of the proposed method of this paper, the algorithm was examined in a real urban network. Test area within the northwest part of the seven regions of Tehran. Some data include building blocks, urban streets and green spaces (as safe areas for emergency evacuation), urban population was used. Selection of the safe areas has been done based on suggestions raised in Earthquake Studies in Tehran by JICA. After creating topology, a real network with 432 building-blocks nodes, 11 safe areas nodes and 1189 edges was established. The results show that determining optimal path in the real network of, only required about 90 seconds.

To be ensuring about the accuracy of the algorithm some tests have been done on both virtual and actual network. First, with a displacement of points of origin and destination, go and return path between two vertices of the network was searched independently by the algorithm and observed that the paths completely match. After repeating this test, accuracy of the algorithm was verified. In the second test, the overall performance to find global and local optimum path between two vertices was examined. In the third test, simultaneous performance of the proposed algorithm for searching optimal paths between a source (building blocks) and multiple destinations (safe areas) was investigated. All the tests were verified performance of the proposed algorithm.

Conclusion

In this paper after reviewing several methods, that have been used for finding the optimum path in a discrete network, a method based on modification of Dijkstra algorithm was presented. For increasing the speed of the proposed method, some constraints were added to Dijkstra. According the test has been done in both simulated and real network; we found the proposed method advantageous for optimum route determination problem. Multi-destination search capability to find shortest path to all safe areas from each building blocks by only one run of the algorithm, is other characteristics.

Decision making regarding the emergency evacuation when we consider that all affected people should be in a transport network with limited capacity is very difficult. Therefore, regardless of other issues involved in emergency evacuation problem, preparing a time schedule for evacuating people living in each block to avoid simultaneous presence of all injured at the site and creating traffic according to the limited capacity of urban streets, are the issues that require further study. Furthermore, the proposed algorithm can be used for other applications such as determining the optimum route for navigation activities.

Keywords: Optimum Path, Graph Theory, Earthquake, Emergency Evacuation, GIS.