



ارائه شده توسط:

سایت ترجمه فا

مرجع جدیدترین مقالات ترجمه شده

از نشریات معتبر

مسیریابی ادهاک (Ad-hoc) متحرک هندسی بهینه تقریبی

خلاصه :

در این مقاله ما اطلاعاتی را در مورد AFR برای شما بیان می کنیم . AFR یک وسیله متحرک هندسی جدید است که الگوریتم را مسیریابی می کنیم الگوریتم بطور کامل توزیع شده است (پراکنده شده است) گره ها باید فقط با همسایه های مستقیم شان که در محدوده انتقال آنها قرار دارند در تماس بوده و ارتباط برقرار کنند ما نشان می دهیم که اگر بهترین مسیر AFR است که هزینه ای به مقدار C دارد ، ترمینال هایی که ارزشی به اندازه $O(c^2)$ دارند بدترین مورد می باشند AFR یک الگوریتم rst با هزینه است که بوسیله عملکرد یک مسیر بهینه و مطلوب محدود شده است.

ما همچنین با نشان دادن این موضوع که هر الگوریتم مسیریابی مهندسی بدترین ارزش و هزینه را دارد یعنی (c^2) یک محدوده زیرین محکم و استواری را ارائه می دهیم بنابراین AFR کاملاً مطلوب و بهینه است ما یک الگوریتم غیر هندسی را ارائه می دهیم که با محدوده (مرز-حدود) زیرین هم مطابقت دارد اما مقداری حافظه در هر گره نیاز دارد این مطلب باعث بوجود آمدن یک تجارت وسوسه گر بین هندسه و حافظه می گردد.

- طبقه بندیها و توصیفهای موضوعات:

F.2.2 (تجزیه و تحلیل الگوریتم ها و مشکلات پیچیده) الگوریتم های غیر عددی و مشکلات و مسائل آن .

مسائل هندسی و محاسبات . مسیر یابی و طرح C.22.2. (شبکه های ارتباطی کامپیوتر): پروتکل های شبکه ای (شبکه) پروتکل های مسیر یابی عبارات و اصطلاحات معمول: الگوریتم ها، تئوری کلمات مهم و اساسی: شبکه های Ad-Hoc (ویژه - متخصص) مسیریابی رودرو، مسیر یابی هندسی، مسیریابی گرافهای دیسک واحد، مکالمه بدون نیاز به سیم کاری که در این مقاله ارائه شده است (بخشی از آن) توسط مرکز ملی تحقیقات در مورد اطلاعات موبایل و سیستم های ارتباطی حمایت شده است (یعنی مرکز MACS-NCCR) و بخش مهم آن توسط Swiss National Science Foundation حمایت و ضمانت شده است که شماره ضمانت آن (مرکز علم ملی موسس) Foundation 322 67-5005 می باشد.

مقدمه:

شبکه ویژه (hoc-Ad) موبایل از گره های متحرک تشکیل شده که مجهز به رادیوی بدون سیم می باشد گره های وسیله متحرک موبایل را همانند نقطه ها در هواپیمای اقلیدسی در نظر می گیریم اگر دو گره در محدوده انتقال یکدیگر قرار گرفته باشند می توانند بطور مستقیم با یکدیگر ارتباط برقرار کنند در این مقاله ما فرض می کنیم که تمام گره ها محدوده انتقالی یکسانی دارند یعنی R1.

دو گره با فاصله هایی بیشتر از R نمیتوانند از طریق تقویت پیامشان بوسیله یکی از گره های حد واسط با یکدیگر ارتباط برقرار نمایند این فرایند مسیر یابی multi-hop نامیده می شود در این مقاله ما مسیر را که به اصطلاح مسیریابی هندسی نامیده می شود را مطالعه می کنیم در شبکه هایی که مسیریابی هندسی را رعایت

می کنند (a) هرگاه با یک سرویس موقعیتی مجهز شده است یعنی هر گره ، گره متناسب اقلیدسی خودش را شناسایی می کند . (می شناسد) (b) هر گره تمامی گره های همسایه اش را (گره هایی در محدوده انتقال R) و گره های متناسبشان را می شناسد . C) فرستنده پیام گره های متناسب مقصد را شناسایی میکند .

علاوه بر فرضیه های استاندارد a,b,c ما فرض می کنیم که گره های موبایل به صورت دلخواهانه و قراردادی نزدیک یکدیگر نیستند یعنی اینکه یک فاصله دائمی do مثل همان فاصله ای که بین هر جفت از گره ها است وجود دارد . این فرضیه با این حقیقت دنبال می شود که محدودیتهای فیزیکی در مورد اینکه چطور و به چه اندازه گره های موبایل به هم نزدیک باشند و در چه فاصله ای از هم قرار گرفته باشند وجود دارند علاوه بر این فواصل بین گره های همسایه در یک شبکه ad-hoc (ویژه) طبق محدوده انتقال خواهد بود .

- در این مقاله ما یک الگوریتم مسیریابی هندسی جدید را ارائه می کنیم که این الگوریتم مواردی را از الگوریتم مسیریابی رودرو (Fac Routing algorithy) که توسط Kranakis, Sinjh و Urrutia بیان شده است را قرض می گیرد . (یعنی در مواردی که از آن الگوریتم تبعیت می کند) برای الگوریتم مان یک اسم انتخاب می کنیم : AFR که نشان دهنده Adaptive Face Routing می باشند الگوریتم ما کاملا محلی است گره ها فقط با همسایه های مستقیم خودشان پیامها را تبادل می کنند (تعویض می کنند) (یعنی با گره های در محدوده انتقال R آنها پیامها را تبادل می کنند) ما نشان می دهیم که اگر بهترین مسیر ارزش (هزینه) C را دارد الگوریتم ما یک مسیری را پیدا می کند و در بدترین

حالت بارزش $O(c^2)$ آن را پایان می دهد این مرز و محدوده برای بسیاری از مدل‌های ارزشی مهم از قبیل مساحت ، انرژی، ... در نظر گرفته می شود توجه کنید که فاصله بهترین مسیر بطور دلخواهانه و قراردادی می تواند بزرگتر از فاصله (مسافت) اقلیدسی مبدا و مقصد باشد الگوریتم ما اولین الگوریتمی است که توسط عملکرد یک مسیر مطلوب و بهینه محصور شده است الگوریتم مسیریابی رودروی اصلی و سایر الگوریتم های مسیر یابی هندسی تنها بوسیله عملکردی از تعداد گره ها محدود شده اند.

- علاوه براین ما نشان می دهیم که هر الگوریتم مسیر یابی هندسی ارزش (c^2) را دارند این مرزخفیف محکم تایید می کند که الگوریتم ما از لحاظ خط مجانب کمال مطلوب را دارد و بهینه است مرز پایینی مهم چنین نمایان گر الگوریتم های تصادفی است علاوه بر نتایج تئوریتیک این مقاله ما احساس میکنیم الگوریتم ما پتانسیل عملی شده را نیز دارد بویژه به عنوان مکانیزمی برای الگوریتم های مسیریابی هندسه .

- باعث شگفتی است که هزینه الگاریتم مسیریابی هندسی مجذور هزینه بهترین مسیر است ما نشان می دهیم که این مرزهمچنین می تواند که بوسیله الگوریتم مسیر یابی غیر هندسی ساده بدست آید به عوض خدمات محل از دست رفته ما به الگوریتم مقداری حافظه در هر گره می دهیم ما نشان مید هیم که این الگوریتم هم ارزش (هزینه) $O(c^2)$ بزرگ را دارد که تایید می کند در بدترین مورد یک GPS می توانند به اندازه مقادیر اضافه ای از ذره های حافظه مفید باشد .

- این مقاله به روشی که در زیر دنبال می شود سازماندهی شده است در بخش بعدی ما در مورد کارهای مرتبط با این مقاله بحث می کنیم در بخش 3 ما مدل شبکه های ویژه (ad-hoc) موبایل را و الگوریتم های مسیریابی هندسی را ارائه می دهیم در بخش 4 ، ما الگوریتم مسیریابی هندسی خودمان یعنی AFR را ارائه کرده و آن را تجزیه و تحلیل می نماییم در بخش 5 یک مرز پایین (bound lower) را ارائه می دهیم و در بخش 6 نتیجه گیری کرده و در مورد مقاله بحث می کنیم .

- (2) کارها مرتبط

- بطور سنتی مسیریابی multi-hop برای شبکه های ad-hoc (ویژه) موبایل (متحرک) یک فهرست مسیریابی را نگهداری می کند و مشخص می کند که چطور پیام فرستاده شود گره های موبایل به صورت محلی وضعیت جغرافیایی شبکه را تغییر می دهد الگوریتم های مسیریابی راکتیو فقط زمانی که نسبت تحرک و جابجایی و ارتباط پایین است می تواند مفید و سودمند باشد اگر گره های موجود در شبکه به لحاظ منطقی متحرک هستند بطور کلی پیام های کنترل جهت بروز کردن فهرست مسیریابی بطور غیرقابل قبولی بالا می شود همچنین ذخیره کردن فهرست های مسیریابی بزرگ در گره های متحرک ارزان می تواند گران باشد .

از طرف دیگر الگوریتم های مسیریابی ریاکتیو مسیرها را فقط از طریق مطالبه و درخواست کردن پیدا می کنند وضعیت این روش این است که هیچ هزینه ثابتی برای کاغذ بازی و بروکرسی وجود ندارد . با این وجود زمانی که یک گره نیاز دارد تا یک

پیام را به گره دیگر بفرستند فرستنده نیاز است که شبکه را بررسی کرده تا بتواند یک دریافت کننده و یک مسیر در آن پیدا کنند اگرچه هزاران حيله مطلوب وجود دارد که (گاهی واضح و گاهی مفید) هستند این فرایند می تواند از مقادیری مناسبی از باندهای بی سیم نادر استفاده کنند مروری بر الگوریتم های مسیریابی در شبکه ویژه (ad-hoc) موبایل و (متحرک) در (4) و (21) وجود دارد حدود 10 سال پیش محققان شروع کردند به حمایت از تجهیز کردن هر گره با سیستم اطلاعات محلی (23، 11، 7) و هرگرهی، گره متناسب هندسی خود را می شناسد اگر تقریباً گره های متناسب با مقصد هم شناخته شوند یک پیام می تواند به سادگی به بهترین جهت به مسیر فرستاده شود این نظریه مسیریابی براساس موقعیت جغرافیایی و هندسی و مسیریابی جهت دار نامیده می شود با افزایش دسترسی به سیستمهای موقعیت جهانی (یعنی GPS یا Galileo) میتواند باسانی تصور شود که در گرهی یک دریافت کننده وجود داشته باشد حتی اگر این مورد هم نباشند گره ها می توانند موقعیت خودشان را از طریق طرح و نقشه محلی محاسبه کنند این یک بخش از تحقیقات است که اخیراً به خوبی در مورد آن مطالعه شده است.

مسیریابی هندسی فقط هنگامی کار می کند که گره ها موقعیت مقصد را بشناسند بطور واضح (تقریباً) موقعیت مقصد بطور متناوب تراز ساختار گراف زیرین و زیرساز تغییر پیدا می کند در این مورد مطمئناً نگهداری موقعیت های تقریبی مقصد هزینه کمتری را نسبت به کل گراف دربر می گیرد. در زمینه شبکه peer tp peer تعداد زیادی از ساختارهای اطلاعاتی ارائه شده اند که این نوع از اطلاعات را به روش مفید موثری را ذخیره میکند. این امکان وجود خواهد داشت که از شبکه peer tp peer

استفاده شود تا موقعیت تمام مقصد های نگهداری شود (16) مطلب آخر اینکه کسی میتواند تصور کند که ما می خواهیم یک پیامی را به گرهی را در منطقه برسانیم یا مفهوم مسیریابی که به عنوان jeocastinج شناخته شده است (13و19) الگوریتم های مسیریابی هندسی در 9-18-20 داده شده است.

- الگوریتم های مسیر یابی هندسی کاملا حریص بودند : پیام همیشه فرستاده می شود به گره همسایه که مجاور است به مقصد (23 و 11 و 7) نشان داده است که حتی وضعیت های محلی ساده این مطلب را ضمانت نمی کنند که یک پیام به مقصدش خواهد رسید زمانی که بطور حریصانه (jreedlvi) برای مثال به ما شبکه ای داده شده است که گره هایی دارد که روی حرف C توزیع شده اند (پراکنده اند) فرض کنید که گره S از C می خواهد یک پیامی را به مقصد t یعنی نوک جنوب شرقی C با مسیریابی حریصانه پیام از منبع به بهترین همسایه در جهت جنوب شرقی فرستاده می شود در گره U شمال شرقی نوک C گره همسایه ای که نزدیک به مقصد باشد وجود ندارد و الگوریتم مسیریابی با شکست مواجه می شود برای گیرانداختن شکاف C بهترین همسایه یعنی بهترین همسایه کدام است برای مثال بهترین زاویه A.K.A Compass Routinج تضمینی ندارد .

- الگوریتم مسیریابی هندسی اول که ضمانت دارد الگوریتم مسیریابی رودرو است که در مقاله ای توسط Kranakis Urrutia, Singh پیشنهاد داده شده است در مقاله کوتاه آنها ، آنها الگوریتم را Comeass routinج می نامند . الگوریتم مسیر یابی رودرو یک بخش سازنده از الگوریتم مسیر یابی AFR ما می باشد و

بعدا در مورد جزئیات آن بحث خواهد شد الگوریتم مسیریابی رودررو تضمین میکند که پیام خواهد رسید به مقصد و پایان خواهد یافت در قدمهای O_n پایان می پذیرد در مواردی که منبع مبدا و مقصد نزدیک هم هستند و ترجیح می دهیم که الگوریتمی داشته باشیم که زودتر پایان پذیرد بطور خاص علاقمند به نسبت رقابتی مسیر پیدا شده توسط الگوریتم به بهترین مسیر ممکن هستیم .

- پیشنهادهای دیگری برای الگوریتم مسیریابی هندسی با ضمانت های لازم وجود داشته است اما در بدترین حالت هیچ کدام از آنها بهتر از الگوریتم مسیریابی رودرروی اصلی نمی باشد سایر الگوریتم های مسیریابی حریص (بخشی از آنها غیر ارادی هم نمی باشند) نشان داده شده است تا مقصدی را روی نمودارهای دو وجهی و مسطح خاص از قبیل مثلثها و یا محدب پیدا کنند (2) بدون هیچ تضمینی .

- نشان داده شده است که کوتاهترین مسیر بین دو گره روی یک مثلث تنها یک عامل دائمی کگوچک است که طولانی تر از فاصله آنهاست (6) حتی نشان داده شده است که در واقع یک الگوریتم مسیریابی رقابتی برای مثلث های $Delianav$ وجود دارد با وجود این گره ها فقط می توانند در محدوده انتقال R با هم ارتباط برقرار کنند مثلثات $Delianav$ کاربردی نیستند چون لبه ها می توانند بطور دلخواهانه و اختیاری در مثلثهای $Delianav$ طولانی تر باشند متعاقبا تلاش هایی صورت گرفته است تا مثلث های $Delianav$ بطور محلی نزدیک شوند اما مرز و حدود بهتری برای عملکرد الگوریتم مسیریابی که بتواند برای ساختار داده

شود وجود ندارد بحث با جزئیات بیشتر درم ورد مسیریسابی هندسی در بخش آورده شود.

(3) مدل:

این بخش نماد و مدلی که ما در طول این مقاله از آن استفاده می کنیم معرفی می کند ما الگوریتم های مسیریابی را روی نمودارهای اقلیدسی در نظر می گیریم یعنی گرافهای سنگین جایی که لبه های وزن دار بیانگر فاصله های اقلیدسی بین گره های همسایه در یک محل پنهان در هواپیما هستند طبق گراف J تعریف می شود به عنوان یک جفت نشان دهنده مجموعه از گره ها نشان دهنده مجموعه ای از لب ها می باشد تعداد گره ها N نامیده می شود $n = |V|$ و طول اقلیدسی یک لبه E_{ee} با $cd(e)$ مسیر برای مجموعه ای از گره هایی است که دو تا گره متوالی و پی در پی در J همسایه هستند یعنی توجه کنید لب ها می توانند چندین بار همدیگر را قطع کنند وقتی که در طول p عبور می کند در جایی که مناسب است ما همچنین می توانیم مسیر p را به وسیله ریسک به هم مرتبطی از لبه ها نمایش دهیم .

- همانگونه که در مقدمه ذکر شد ما مدل استاندارد را برای شبکه های ویژه در نظر می گیریم جایی که تمام گره ها محدوده انتقال محدود مشابهی را دارند این نقطه ما ، ما را به تعریف UDJ یعنی گراف دیسک واحد سوق می دهد

- تعریف 1: (گراف دیسک واحد) : مجموعه ای از نقطه ها در هواپیمای دو بعدی است گراف اقلیدسی با لبه هایی بین تمامی گره ها و با مسافتی حداکثر یک نمودار دیسک واحد نامیده می شود ما همچنین این فرضیه طبیعی را می سازیم که فاصله بین گره ها از زیر محدود می باشد .

تعریف 2: مدل 1: اگر فاصله بین هر دو گره از زیر بوسیله دوره منظمی محدود شود یعنی یک DO پایدار و دائمی مثبت وجود دارد چنانچه مرز پایینی از روی فاصله بین دو گره این به مدل اشاره می کند این مقاله اساسا روی الگوریتم مسیریابی ویژه هندسی تاکید می کند که می تواند طبق زیر تعریف شوند.

تعریف 3: الگوریتم مسیریابی ویژه هندسی: اجازه دهید که (E, V) مساوی با J نمودار اقلیدسی باشد الگوریتم مسیریابی ویژه هندسی a این است که پیام را از مبدا به مقصد انتقال دهد و از طریق فرستادن بسته های روی لبه های J این عمل انتقال انجام دهد در حالیکه شرایط زیر را در نظر گرفته باشد

تمامی گره های اولیه (ابتدایی موقعیت های هندسی شان را می شناسند همانطور که موقعیت های هندسی تمامی همسایه هاشان در J می شناسند .

مبدا موقعیت مقصد t را می شناسد .

گره ها اجازه ندارند هیچ چیزی را ذخیره کنند به جز اینکه می تواند بسته ها را قبل از اینکه انتقال دهند به صورت زود گذر و لحظه ای و برای مدت کم ذخیره کنند .

اطلاعات اضافی که می توانند در یک بسته ذخیره شود بوسیله ذره های O محدود می شود یعنی اطلاعاتی در حدود گره های O اجازه ذخیره شدن دارند.

در مباحث مربوط به مسیریابی ویژه هندسی ، مسیریابی ویژه هندسی تحت عناوین دیگری نیز از قبیل الگوریتم مسیریابی حافظه $O1$ الگوریتم مسیریابی محلی و یا مسیر یابی براساس موقعیت نامگذاری شده است طبق محدودیت های ذخیره سازی الگوریتم های مسیریابی ویژه بطور ذاتی محلی هستند .

- ما برای تجزیه تحلیل کردن علاقمند به سه مدل ارزشی مختلف هستیم : ارتباط فاصله متری فاصله اقلیدسی و مترایز انرژی (تمامی انرژی که استفاده می شود) هر مدل ارزشی عملکرد وزن لبه را به طور ضمنی می رساند (به عملکرد وزن لبه اشاره می کند همانطور که قبلا تعریف شد طول اقلیدسی یک لبه توسط C_d نمایش داده می شود در مترایز فاصله ارتباطی تمام لبه ها به عنوان مربعی ماز طول اقلیدسی تعریف می شود ارزش هزینه یک مسیر به عنوان میانگینی از ارزشهای لبه هایش تعریف می شود ارزش هزینه C_t یک الگوریتم a بصورت ریاضی به عنوان میانگین روی ارزشهای تمامی لبه ها که همدیگر را در طول اجرای الگوریتم روی یک گراف قطع خاص Z قطع می کند تعریف می شود

مقدمه موضوع - اصل موضوع در مدل فاصله اقلیدسی فاصله ارتباطی و مترایز انرژی مسیر برابر عامل پایدار و دائمی روی گراف (نمودار) دیسک واحد می باشد .

اثبات : ارزش p در مترایز فاصله ارتباطی است ما داریم که برای تمامی لبه ها بنابراین فاصله اقلیدسی و ارزشهای انرژی p از طرف بالا به وسیله k محدود شده و از طرف پایین بوسیله k و $C_d(p) > d_{ok}$ و نسبتا $C_E(P) > d^2_{ok}$ محدود شده است.

AFR : مسیر یابی رودروی سازگار (قابل تطبیق)

در این بخش ما الگوریتم مان را برای نمودار دیسک واحد در مدل اختیاری است توصیف می کنیم الگوریتم ما حالن گسترده ای است الگوریتم مسیریابی رودرو که بوسیله Kranakis معرفی شده می باشد الگوریتم Compass Routing II نامیده می شود.

5- برای متراژ انرژی معمولاً فرض می شود که یک گره می تواند بطور همزمان یک پیام را به همسایه های مختلف که تنها از انرژی که مرتبط به دورترین همسایه می باشد استفاده می کنند بفرستد ما از این موضوع چشم پوشی می کنیم چون آن تاثیری برنتایج ما ندارد و آنها را تغییر نمی دهد .

6- بطور معمول تر تمامی متراژها که عملکرد های وزنه های لبه در وزن فاصله اقلیدسی چند فرمولی هستند برابر با یک فاکتور دائمی و پایدار روی نمودار دیسک واحد در مدل می باشد این فرمول بندی شامل مدلهای پیوندی میباشد همانطور که شامل متراژ انرژی با مولفه هایی بیشتر از دو مولفه می باشد .

مسیریابی رودررو بر روی نمودارهای دو وجهی کار میکند ما لغت و عبارت گراف (نمودار) سطح یا دو وجهی را برای قسمت نهان یک گراف سطح دو وجهی استفاده می کنیم یعنی ما گراف های سطح اقلیدسی را در نظر می گیریم در این مورد گره ها و لبه های یک نمودار سطح J سطح تراز و سطح اقلیدسی را به نواحی پیوسته مربوط به همی که وجهه های F از G نامیده می شود تقسیم بندی میکند توجه کنید که ما وجهه های محدود را در درون G و یک وجه نامحدود در اطراف G را در نظر می گیریم هدف اصلی الگوریتم مسیریابی رودررو این است که در طول وجهه هایی که بوسیله بخش خطی ST بین مبدا S و مقصد T تقسیم شده اند حرکت کنند برای کامل شدن بحث ما الگوریتم را با جزئیات توصیف می کنیم .

مسیریابی رودررو یا وجهی :

O : در S شروع می شود و F وجهی است که تابع وابسته است از S و بوسیله ST که در ناحیه بلافاصله از S قرار دارد تقسیم می شود.

1- استخراج مرز بوسیله تقسیم لبه های آن و به یاد داشتن نقطه تقاطع که از ST با لبه هایی از F که نزدیک است به T بعد از تقسیم تمامی لبه ها برگشتن به P اگر ما در حال تقسیم مرز F به T برسیم ما آن را به انجام رسانیده ایم .

2- STP را به دو بخش خطی تقسیم می کنند که هنوز بخشی از ST را قطع نکرده است F جدید وجهی می باشد که تابعی از P بوسیله بخش خطی PT در ناحیه بلافاصل از P قطع می شود.

- برای اینکه اثبات های زیر مجموعه ای را آسان کرده و به سادگی توصیف کنیم ما نشان می دهیم که مسیریابی رودرو یا وجهی در زمان خطی پایان می پذیرد.
- مقدمه موضوع یا اصل موضوع : الگوریتم مسیریابی رودرو یا وجهی بعد از قطعی شدن در حداکثر لبه های O_n که n تعداد گره ها می باشد به مقصد T می رسد .

- اثبات: ابتدا ما نشان مید هیم که الگوریتم پایان می پذیرد با انتخاب وجهه های F در گام O و 2 ما می بینیم که در گام اول ما همیشه یک نقطه ای را در P پیدا می کنیم که به T بیشتر از P قبلی جایی که ما ماموریت مان را اطراف F شروع کردیم نزدیک است .

- بنابراین ما با هر تکرار به t نزدیک می شویم و چون فقط تعداد زیاد تقاطع محدود بین St و لبه های g وجود دارد ما با تکرار تعدادی محدود به t می رسیم .

- برای تجزیه و تحلیل عملکرد ما مشاهده می کنیم که با انتخاب کردن p به عنوان تقاطع مرز یا حد وجهی St که نزدیک است به t ما هرگز همان وجه را دوباره دفع نخواهیم کرد حالا ما تفکیک می کنیم لبه های e را به دو تا زیرمجموعه e_1 و e_2

که لبه‌هایی هستند که وابسته هستند فقط به یک وجه روی هر دو طرف لبه قرار می‌گیرد و e_2 لبه‌هایی هستند که وابسته هستند به 2 تا وجه (لبه‌هایی که قرار می‌گیرند بین دو وجه متفاوت) در طول شناسایی وجه f در گام دو یک لبه از e_2 حداکثر دوبار قطع می‌شود و یک لبه از e_1 حداکثر چهار بار قطع می‌شود چون لبه‌های e_1 در یک وجه ظاهر می‌شود و لبه‌های e_2 در دو وجه ظاهر می‌شود تمامی لبه‌های e حداکثر چهاربار در طول کل الگوریتم قطع می‌شوند هر وجه در یک گراف یا نمودار متصل دو وجهی یا مسطح حداقل سه لبه روی مرزش دارد این همراه با فرمول چند وجهی Euler نشان می‌دهد که تعداد لبه‌های m بوسیله $m \leq 3n - 6$ محدود می‌شود که lemma (اصل موضوع) را تأیید می‌کند برای اینکه الگوریتم تازه AFR را بدست آوریم ما قصد داریم که مسیریابی رودررو را در دو قسمت تغییر دهیم در قدم اول ما فرض می‌کنیم که در ابتدا یک مرز بالایی روی طول اقلیدسی یک مسیر کوتاه P از S تا T روی گراف G به S شناخته شده است ما یک الگوریتم مسیر یابی ویژه هندسی را ارائه می‌دهیم که با حداکثر هزینه با مسیر رابط به t می‌رسد مسیریابی رودررو محدود شده را بیضی در نظر بگیرید که توسط مکان هندسی تمام نقطه‌ها تعریف می‌شود که میانگین فاصله‌ها از st می‌باشد یعنی بیضی است با کانون s, t با این توصیف از کوتاهترین مسیر از s به t از طریق یک نقطه q خارج از طولانی‌تر از cd است.

بنابراین بهترین مسیر از s به t روی g کاملاً داخل یا روی e ما قسمت اول مسیریابی رودررو را تغییر می‌دهیم طوری‌که ما همیشه داخل e می‌مانیم.

O در S شروع می شود و f وجهی است که وابسته است به S و به وسیله St در منطقه بلافاصله S قطع می شود .

1- مثل قبل ما وجه f را شناسایی میکنیم و به یاد می آوریم بهتریت تقاطع بین St و لبه های f در p ما شناسایی f را شروع می کنیم به این ترتیب که شروع می کنیم داخل یکی از دو جهت های ممکن حرکت می کنیم همانطور که در مسیریابی رودرو این کار را کردیم ما این کار را ادامه می دهیم تا اینکه به حوالی وجه کامل f می آییم همانطوری که در الگوریتم مسیریابی رودرو نرمال این کار را انجام می دادیم یا تا زمانی که ما از مرز عبور خواهیم کرد در دومین ما اطراف را می گردیم و به پشت برمی گردیم تا اینکه دوباره به مرز ϵ برسیم در هر مورد ما دوباره به p بر خواهیم گشت اگر شناسایی به یک p خوب واگذار نشود به این معنی که اگر p همان ارزشی را دارد که در تکرار قبلی داشت مسیریابی رودرو محدود شده مسیری را به t پیدا می کند و ما BFR را دوباره شروع می کنیم تا یک مسیری را پیدا کنیم پشت از P به مبدا S در غیر این صورت با قسمت دوم عمل خواهیم کرد.

2- ST P را به دو بخش خطی تقسیم می کند که PT هنوز بخش قطع شده از St نمی باشد f جدید وجهی است که وابسته است به p و بوسیله بخش خطی pt در ناحیه بلافاصله p قطع می شود برگردید به گام اول شکل چهار یک مثال را نشان می دهد که Cd خیلی کوچک انتخاب می شود شکل 5 اجرای موفقیت آمیز الگوریتم مسیریابی رودرو یا وجهی محدود شده را نشان می دهد .

اصل موضوع : اگر طول یک مسیر دلخواه و اختیاری p (w.r.t.) متراژ مساحت اقلیدسی بین S,t در گراف یا نمودار g در مدل بوسیله یک $\hat{cd} \geq cd(p)$ دائمی و پایدار

از طرف بالا محدود شده باشد مسیریابی رودررو محدود شده یک مسیری را از S به t پیدا می کند اگر مسیر یابی رودرروی محدود شده در پیدا کردن مسیر به t موفق نشود آن در برگشت به S موفق می شود در هر مورد مسیریابی رودرروی محدود شده با حداکثر ارزش فاصله ارتباطی پایان می پذیرد.

اثبات : ما نشان می دهیم که هر وقت از S به t وجود داشته باشد به طور کامل داخل یا روی ε باشند مسیریابی رودررو محدود شده مسیری از S به t را وسیله قطع کردن حداکثر لبه های O پیدا می کند اصل موضوع دنبال می شود فرض کنید که یک مسیر r از S به t وجود دارد جایی که S یا r در داخل یا روی ε قرار دارد ابتدا ما نشان می دهیم که در این مورد BFR مسیری را از S به T پیدا می کند نقطه P روی ST در نظر بگیرید که از آن ما شروع می کنیم به قطع کردن یک وجه F ما مجبور هستیم که نشان دهیم که ما پیدا می کنیم نقطه P را روی ST که به t نزدیکتر است نسبت به p در حالیکه وجه f را شناسایی میکنیم فرض کنید که f کاملاً داخل بیضی قرار نمی گیرد چون در غیر این صورت ما پیدا می کنیم p را همانطوری که در الگوریتم مسیریابی رودررو بعد از p باشد بخشی از مسیر r که بین q, q' و بخش خطی q, q' با هم یک چند ضلعی را توصیف میکند ما ناحیه ای را که بوسیله این چند ضلعی و بوسیله آب پوشیده شده است را علامت گذاری کرده و مشخص می کنیم برای تقسیم کردن محدوده f ما می توانیم p را در دو جهت ممکن که یکی از آنها اشاره به A دارد قرار دهیم به هر حال در طول تقسیم ما در هر دو طرف خواهیم بود در حالیکه در طول محدوده F حرکت می کنیم ما نمیتوانیم از مسیر R عبور کنیم چون لبه های R بخشی از نمودار مسطح دو وجهی که f یک

وجه آن می باشد هستند برای اینکه a را قرار دهیم بنابراین ما مجبور هستیم که از st در نقطه عبور کنیم p' باید به t نزدیکتر باشد تا به p چون در غیر این صورت محدوده f از خودش عبور خواهد کرد.

به عنوان گام دوم ما نشان می دهیم هر لبه ε حداکثر چهاربار در طول اجرای الگوریتم BFR قطع می شود برای اینکه این را اثبات کنیم ما گراف یا نمودار g' را در نظر می گیریم که با سرعت زیر تعریف می شود هر چیزی از gk خارج از بیضی ε قرار دارد را هرس کنید در محل تقاطع بین لبه های G و ε ما گره های جدیدی را معرفی می کنیم و بخش های از ε را که بین آن گره های تازه هستند را به عنوان لبه های اضافی در نظر می گیریم به عنوان مثال تمام لبه های g' با خط های کلفت در شکل 5 کشیده شده اند حالا گام اول از BFR به عنوان شناسایی یک وجه F از g' به جای شناسایی یک وجه از G در نظر بگیرید اجازه دهید که P تقاطع بین F و ST باشد جایی که ما قطع شدن F را از آنجا شروع می کنیم و بگذارید که P' تقاطع محدوده وجهی st باشد که به t نزدیکتر است اگر یک مسیری از s به t درون ε وجود دارد، پس باید مسیری هم بین p, p' که در درون ε قرار دارد وجود داشته باشد. فرض کنید که این موضوع مهم نیست. بخش محدوده F که شامل P می باشد و بخشی از محدوده F که شامل P' می باشد باید به وسیله لبه های اضافی روی ε در G به هم دیگر متصل می شود. بنابراین F و ε را به دو بخش جدا خواهد کرد که یکی از آنها ادامه S است و دیگری ادامه t بنابراین گام اول (قسمت اول) از الگوریتم ها $p'BFR$ را به عنوان نقطه تازه ای روی ST قرا می دهد یعنی اینکه BFR در حالت موازی با مسیریابی رودررو (وجهی) روی G' می باشد. بنابراین در اجرای

BFR هروجه از G' حداکثر یک بار ملاقات می شود یا برابر (دیده می شود) در طول شناسایی وجه F در گام (قسمت) اول از BFR هرلبه حداکثر دوبار قطع می شود مساله ای نیست که اگر ما حوالی (اطراف) F حرکت کنیم همان طوری که در الگوریتم مسیریابی رودررو (وجهی) نرمال حرکت می کردیم یا اگر ما به ε برخورد کنیم و مجبور باشیم که بچرخیم (لبه هایی که کناره هایشان به وجه یکسانی تعلق دارند می توانند دوباره 4 دفعه قطع شوند).

بنابراین ما نتیجه می گیریم که هر لبه داخل ε حداکثر 4 دفعه قطع می شود.

- به عنوان گام آخر ما باید ثابت کنیم که فقط لبه های $o(\hat{cd})$ از G داخل ε قرار دارند. چون G یک گراف (نمودار) مسطح (دو وجهی) است ما می دانیم که تعداد لبه ها در تعداد گرهها خطی است (همان طوری که در $m \leq 3n - 6$) ما می توانیم مدل را در نظر بگیریم که فاصله اقلیدسی بین هر جفت از گرهها حداقل d_0 است. بنابراین دایره های شعاع $d_0/2$ اطراف تمامی گرهها همدیگر را قطع نمیک نند چون طول محور (قطب) a از بیضی ε $cd/2$ است و چون منطقه ε کوچکتر از πa^2 است تعداد گرهها n' داخل ε محدود می شد.

- ما حلا ثابت کرده باشیم که اگر مسیری از S به t داخل ε وجود دارد پس الگوریتم BFR پس از قطع شدن در لبه ای $O(\hat{cd})^2$ پایان می یابد.

پاورقی ص 6

ما در نظر نمی گیریم که آن لبه های اضافی خط های صاف نیستند. با اضافه ردن مقداری گرههای تازه اضافی روی ε و متصل کردن تمام گرههای تازه با بخش های

خطی صاف ، ما همچنین می توانیم را بسازیم که یک گراف (مسطح) دو وجهی اقلیدسی واقعی باشد.

تنها چیزی که جای بحث دارد از اثبات نتیجه گیری کنیم این است که یک اجرای ناموفق BFR هم بعد از قطع شدن در لبه های $O(cd)^2$ پایان می پذیرد . اجازه دهید وجه هایی انجام باشند که در طول اجرای الگوریتم ملاقات می شوند F_K وجهی است که در آن ما نقطه بهتری را روی ST پیدا نمی کنیم به این معنی که F_K وجهی است که ϵ را به دو قسمت تقسیم از تجزیه و تحلیل بالا روشن است که وجه های $K-1$ اول فقط یک بار ملاقات می شوند F_K حداکثر دوبار شناسایی می شود یک بار برای اینکه بهترین تقاطع با st در دسترس را پیدا کند و یک بار برای اینکه ببیند که پیشرفت های دیگری دمی تواند به وقوع پیوندد.

بنابراین ، تمامی لبه ها حداکثر 8 دفعه قطع می شوند تا وقتی که ما به نقطه p روی st برسیم جایی که ما مجبور هستیم بچرخیم . برای اینکه راهنمان را برگردیم ما می دانیم که مسیری از p به s که درون ϵ قرار دارد وجود دارد بنابراین ما بعد از ملاقات هر لبه حداکثر 4 دفعه دیگر به s می رسیم .

ما حالا داریم به تعریف AFR می رسیم . مشکل مسیر یابی رودروی (وجهی) محدود این است که معمولا هیچ مرز بالایی روی طول بهترین مسیر شناخته شده نیست . در AFR ما یک روش استاندارد را بکار می بریم تا به این حوالی برسیم .

- مسیریابی رودرو (وجهی) سازگار (قابل تطابق) AFR : پشت سرهم ما شروع می کنیم با مشخص کردن یک تخمین C_d برای ناشناخته e.g. $cd = 2st, C(p)$ سپس

الگوریتم مسیریابی رودررو (وجهی) محدود را با رشد cd ادامه می یابد تا اینکه سرانجام به مقصد t می رسد.

1- اجرای BFR (cd)

2- اگر اجرای BFR در گام اول موفق شد ما کار را انجام داده ایم در غیر این صورت ما تخمین برای طول کوتاهترین مسیر را دوبل می کنیم و به گام اول برمی گردیم. LEMMA (اصل موضوع) 4.3: اجازه دهید (p فرض کنید) کوتاهترین مسیر از گره s به گره t روی گراف (نمودار) مسطح یا دووجهی G باشد. مسیریابی رودرروی سازگار (قابل تطابق) مسیری از s به t پیدا می کند درحالی که در لبه های $O(cd(p))$ قطع می شود.

اثبات: ما ارزیابی اول cd را روی طول مسیر اختیاری (دلخواهانه) به وسیله cd, o مشخص می کنیم و تخمین های (ارزیابی های) متوالی را بوسیله cd و $i:=2 cd$ o , بعلاوه ما k را طوری تعریف می کنیم که برای ارزش (هزینه) BFR (cd) و ما داریم $c(BFR(cd) \in o(cd)^2)$

برای دائمی و پایدار (و cd که به اندازه کافی بزرگ باشد بنابراین ارزش هزینه کلی الگوریتم AFR می تواند به وسیله فرمولهای زیر محدود شود: فرمول های صفحه 6 از کاغذ اصلی (متن اصلی)

برای بقیه این فصل ما نشان می دهیم که چطور AFR را به گراف (نمودار) دیسک (واحد) به کار ببریم. ما به یک نمودار (گراف) فرعی مسطح (دو وجهی) از گراف (نمودار) دیسک واحد نیاز داریم چون AFR نیاز به گراف (نمودار) مسطح (دو وجهی) دارد.

پاورقی 6 8: ممکن است که وجه F_K را فقط یک بار شناسایی می‌کنیم اما برای تجزیه و تحلیل ما از این عمل اختیاری صرف نظر می‌کنیم (نادیده می‌گیریم آن را) ص 7 پیشنهادهای مختلفی وجود دارند که چطور یک گراف (نمودار) فرعی مسطح (دو وجهی) از گراف (نمودار) دیسک واحد به یک روش توزیعی درست کنیم. اغلب تقاطع بین UDG و گراف (نمودار) همسایه مرتبط (RNG_{24}) یا گراف (نمودار) گابریل ($GG(8)$) پیشنهاد شده است. در RNG لبه بین گره‌های V, U نمایان است اگر هیچ گره دیگر W نزدیک تر به V, U باشد تا U به V در گراف (نمودار) گابریل لبه بین v, u ظاهر (نمایان است) اگر گره دیگر w درون دایره یا روی دایره ای با قطر uv باشد گراف (نمودار) همسایه (مجاور) مرتبط و گراف گابریل به آسانی با یک روش توزیعی ساخته می‌شوند. پیشنهادهای دیگری شده است از قبیل تقاطع بین مثلثات $Delaunay$ و گراف (نمودار) دیسک واحد (17) تمام گراف‌هایی که ذکر شد به هم متصل شده و موجب اتصال نمودار (گراف) دیسک واحد هم می‌شوند. ما از گراف (نمودار) گابریل استفاده می‌کنیم چون آن تمام آنچه را که ما نیاز داریم را دربر می‌گیرد همان طوری که در اصل موضوع زیر نشان داده می‌شود.

LEMMA 4.4: در مدل (1) کوتاهترین مسیر برای هر کدام از مترائهای در نظر گرفته شده (فاصله اقلیدسی، فاصله ارتباطی، انرژی) روی گراف (نمودار) گابریل با گراف دیسک واحد تنها فقط به صورت دائمی و پایدار طولانی تر از کوتاهترین مسیر روی گراف (نمودار) دیسک واحد برای مترائ نسبی (یا مربوطه) می‌باشد.

اثبات: ما نشان میدهم که حداقل یک مسیر بهتر در ارتباط با مترائ انرژی روی UDG هم چنین در $GG \cap UDG$ هم شامل می‌شود فرض کنید $e = (u, v)$ لبه ای از

مسیر اختیاری انرژی p روی UDG می شود. به خاطر تناقض فرض کنید که e در $GG \cap UDG$ شامل نمی شود. پس گره W داخل یا روی دایره ای به قطر UV وجود دارد (شکل 7 را ببینید) لبه های $e = (U, W)$ و $e = (v, w)$ هم لبه های UDG هستند و چون W در داخل دایره توصیف شده با قطر uv است بنابراین ما داریم $e'^2 + e''^2 \leq e^2 \Leftrightarrow$ اگر w داخل دایره با قطر uv است انرژی برای مسیر کوچکتر از انرژی برای p می باشد و p مسیر اختیاری انرژی نیست. اگر w روی دایره مذکور باشد p' یک مسیر اختیاری انرژی است. با استفاده از مقدمه موضوع lemma 3.1 ما می بینیم که مسیر اختیاری در ارتباط با مترائهای اقلیدسی و فاصله ارتباطی تنها به وسیله عامل دائمی و پایدار بزرگتر از ارزش انرژی p می باشد. این اثبات را نتیجه گیری می کند.

Lemma: به طور مستقیم به 4.5 Theorem منتهی می شود.

Thorem: در نظر بگیرید.

قضیه ، برهان pt برای $T \in \{d, t, e\}$ مسیر اختیاری در ارتباط با مترائ مطابق روی گراف دیسک واحد در مدل (1) باشد داریم $\forall \epsilon \in \{d, t, e\}: c_t(AFR) \in O(C^2_T(PT))$ وقتی که AFR را روی $GG \cap UDG$ در مدل (1) به کار می بریم .

اثبات : قضیه به طور مستقیم طبق Lemma 3-1 و 3-4 و 4-4 دنبال می شود.

محدوده (مرز) پایینی : در این بخش ما محدوده (مرز) پایینی ساختاری را برای الگوریتم مسیریابی ویژه (ad-hoc) هندسی ارائه می دهیم.

قضیه 1-5: در نظر بگیرید ارزش بهترین مسیر برای زوج مقصد و مبدا داده شده C باشد. پس هر الگوریتم مسیریابی ویژه (ad-hoc) هندسی تعیین شده (به طور تصادفی) به اندازه $\Omega(c^2)$ برای هزینه های انرژی مسافت و ارتباط هزینه کرده است.

اثبات: ما یک شبکه ای از خانواده را به طریق زیر تشکیل می دهیم. ما یک عدد صحیح مثبتی از k را ارائه می دهیم و گراف (نمودار) اقلیدسی G را تعریف می کنیم (شکل 8): روی دایره ما حتی گره های $2K$ را چنان توزیع می کنیم که فاصله بین دو نقطه مجاور (همسایه) دقیقا 1 باشد. بنابراین دایره شاع را دارد. برای هر گره دوم از دایره ما یک زنجیره ای از گره های را تشکیل می دهیم (ایجاد می کنیم) گره های چنین مجموعه روی یک خطی مرتبل می شود که اشاره به مرکز دایره دارد (که مستقیما به سوی مرکز دایره اشاره می کند) فاصله بین دو گره مجاور (همسایه) از زنجیره دقیقا یک می باشد. گره W یکی از گره های (r) با فاصله 1 می باشد. آخرین گره از زنجیره W گره مرکزی است توجه کنید که لبه گره مرکزی نیازی به داشتن فاصله یک ندارد. لطفا توجه کنید که گراف (نمودار) دیسک واحد فقط شامل لبه هایی روی دایره و لبه هایی روی زنجیره های می باشد. به ویژه هیچ لبه ای بین دو زنجیره ها وجود ندارد چون تمام زنجیره ها به جز زنجیره W به طور محدودی در خارج از شعاع $r/2$ پایان می پذیرد. دقت کنید که نمودار (گراف) دیسک واحد زنجیره های k با گره های (k) را دارد.

از گره اختیاری روی دایره (مبدا s) به طرف مرکز دایره (مقصد t) مسیریابی می کنیم یک مسیر اختیاری بین s و t کوتاهترین مسیر را روی دایره طی می کند تا زمانی که با گره W را برخورد کند و سپس مستقیما زنجیره W را تا t با ارزش (هزینه)

ارتباطی دنبال می کند . الگوریتم مسیریابی ویژه یا فهرست های (لیست) مسیریابی در هر گره این مسیر را بهتر پیدا خواهد کرد. الگوریتم مسیریابی ویژه هندسی نیاز به یافتن زنجیره W صحیح را دارد. چون هیچ اطلاعات مسیریابی ذخیره شده در گرههای وجود ندارد این عمل فقط از طریق شناسایی زنجیره ها امکان پذیر است. هر الگوریتم تعیین شده نیاز به شناسایی زنجیره ها به روش تعیین شده دارد تا اینکه زنجیره W را پیدا کند . بنابراین حریف همیشه میتواند W را چنان جایگزین کند که زنجیره W به عنوان آخرین مجموعه شناسایی شود. بنابراین الگوریتم گرههای را شناسایی خواهد کرد بحث در این مورد شبیه بحث درم ورد الگوریتم تصادفی است با جایگزین W به طور تصادفی حریف الگوریتم تصادفی را تحت فشار قرار میدهد تا زنجیره های را قبل از زنجیر W با عامل دائمی و پایدار شناسایی کند بنابراین ارزش هزینه ارتباط مورد انتظار برای الگوریتم می باشد.



این مقاله، از سری مقالات ترجمه شده رایگان سایت ترجمه فا میباشد که با فرمت PDF در اختیار شما عزیزان قرار گرفته است. در صورت تمایل میتوانید با کلیک بر روی دکمه های زیر از سایر مقالات نیز استفاده نمایید:

لیست مقالات ترجمه شده ✓

لیست مقالات ترجمه شده رایگان ✓

لیست جدیدترین مقالات انگلیسی ISI ✓

سایت ترجمه فا ؛ مرجع جدیدترین مقالات ترجمه شده از نشریات معتبر خارجی