

پروتکل‌های جستجو و تکثیر اطلاعات در شبکه‌های مانت

سیلوی داودیان

استاد راهنما: دکتر آرش قربان نیا دلاور

دی ماه ۱۳۹۲

چکیده

شبکه‌های موبایل ویژه یا مانت (MANET) شامل دستگاه‌های موبایل هستند که می‌توانند به راحتی و آزادانه حرکت کنند. تحرک گره‌ها و توپولوژی دائماً در حال تغییر این شبکه‌ها، مسیریابی و جستجوی اطلاعات در این شبکه‌ها را دشوار می‌سازد. بیشتر پروتکل‌های جستجوی اطلاعات در شبکه‌های مانت وابسته به مسیریاب هستند. اما به دلیل تحرک زیاد گره‌ها و عدم وجود یک زیرساخت مشخص در این شبکه‌ها، وقتی تعداد گره‌ها در این نوع شبکه‌ها بالا می‌رود پروتکل‌های مسیریاب نمی‌توانند جستجوی اطلاعات را به درستی انجام دهند و پیدا کردن داده راه دور با مشکل مواجه می‌شود. جهت حل این مشکل روش‌هایی را در این تحقیق پیشنهاد می‌کنیم. یکی از این روش‌ها استفاده از مکانیسم مسیریابی در بالای خوشه‌ها و انتشار با شعاع دو برابر با استفاده از الگوریتم مسیریابی انفعالی با پیچیدگی کم می‌باشد. روش دوم ساختن مجموعه غالب متصل از گره‌های شبکه و انجام جستجو در این گره‌ها که به عنوان رهبر شناخته می‌شوند، است. در این روش گره‌های مجموعه غالب متصل از تکثیر و کش کردن داده‌ها برای سرعت بخشیدن به جستجوی اطلاعات استفاده می‌کنند.

واژه‌های کلیدی: مانت، تکثیر، کش کردن، مجموعه غالب متصل یا CDS، انتشار در پوشش خوشه یا

COB

فهرست مطالب

۱	فصل اول - شبکه مانت
۲	۱ + مقدمه
۳	۱ ۴ شبکه مانت چیست؟
۵	۱ ۳ مشخصات شبکه‌های مانت
۶	۱ ۴ کاربردهای مانت
۸	۱ ۵ مسیریابی در مانت
۹	۱-۵-۱ پروتکل‌های مسیریاب انفعالی و پیش فعال
۱۰	۲-۵-۱ پروتکل مسیریاب پیش فعال
۱۰	۱-۲-۵-۱ پروتکل DSDV
۱۱	۲-۲-۵-۱ پروتکل WRP
۱۱	۳-۵-۱ پروتکل‌های مسیریاب انفعالی
۱۱	۱-۳-۵-۱ پروتکل DSR
۱۴	۲-۳-۵-۱ پروتکل AODV
۱۸	۴-۵-۱ پروتکل‌های مسیریاب دوگانه
۱۸	۱-۴-۵-۱ پروتکل ZRP
۲۰	۱ ۶ تکنیکهای تکثیر داده
۲۱	۱ ۶ + روش تکثیر SAF
۲۲	۱ ۶ ۴ روش تکثیر DAFN
۲۲	۱ ۶ ۴ روش تکثیر DCG
۲۳	۱ ۶ ۴ روش تکثیر با استفاده از اطلاعات مکانی
۲۴	۱ ۶ ۵ روش تکثیر DREAM
۲۴	۱ ۶ ۶ روش تکثیر CLEAR
۲۵	۱ ۶ ۷ روش تکثیر CADRE

۲۶	۱ A روش تکثیر CReaM
۲۶	۱ ۴ تکنیکهای کش مشارکتی
۲۹	۱ A تفاوت بین تکثیر و کش
۳۱	فصل دوم - تحقیقات انجام گرفته
۳۲	۱-۲ انتشار در پوشش خوشه
۳۲	۱-۱-۲ مقدمه
۳۴	۲-۱-۲ فرضیات اولیه
۳۵	۳-۱-۲ خوشه‌بندی به عنوان اساس مسیریابی
۳۷	۴-۱-۲ توضیح الگوریتم COB
۴۰	۵-۱-۲ آنالیز الگوریتم COB
۴۲	۶-۱-۲ COB با مصرف انرژی منصفانه
۴۳	۷-۱-۲ نتیجه
۴۵	۲-۲ اسکالر: پروتکل مقیاس‌پذیر برای تکثیر و جستجوی داده‌ها در شبکه‌های موبایل ویژه
۴۵	۱-۲-۲ مقدمه
۴۷	۲-۲-۲ اسکالر
۴۸	۳-۲-۲ ساخت اسکلت مجازی
۴۹	۱-۳-۲-۲ مجموعه غالب متصل
۵۰	۲-۳-۲-۲ الگوریتم ساخت مجموعه غالب متصل
۵۲	۳-۳-۲-۲ پیاده‌سازی الگوریتم توزیع شده
۵۲	۴-۳-۲-۲ تحلیل هزینه
۵۳	۴-۲-۲ پروتکل جستجوی داده مقیاس‌پذیر
۵۴	۱-۴-۲-۲ انواع گره‌ها
۵۵	۲-۴-۲-۲ جستجو
۵۷	۳-۴-۲-۲ دریافت داده

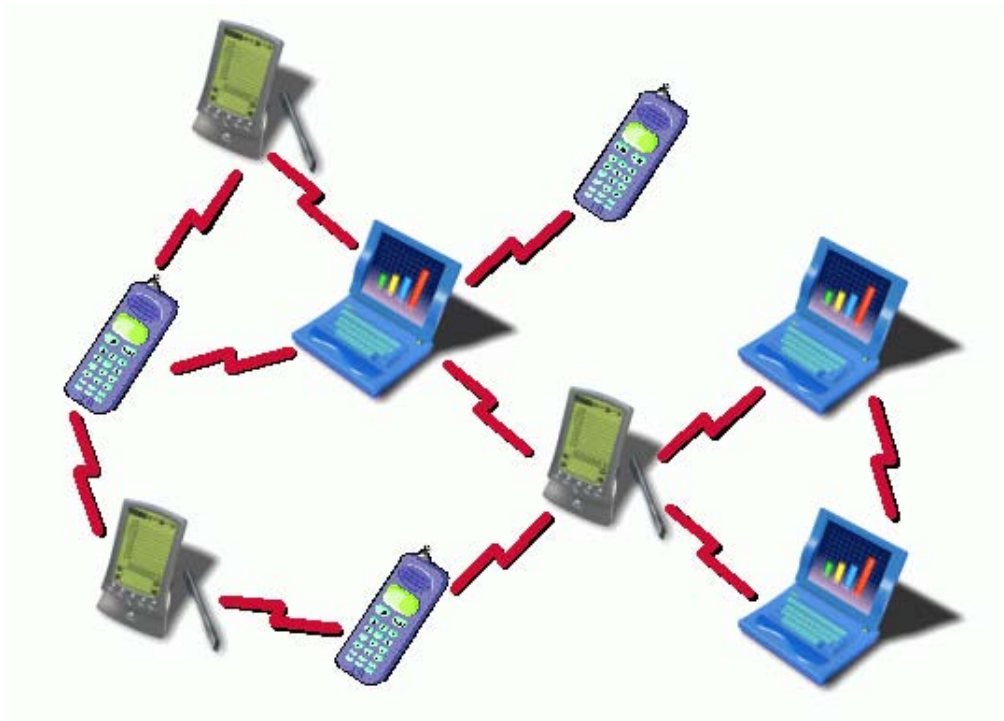
۵۸	یک سناریوی نمونه ۴-۴-۲-۲	
۶۱	پیچیدگی پیغام ۵-۲-۲	
۶۲	تکثیر انفعالی ۶-۲-۲	
۶۳	تابع هزینه ۷-۲-۲	
۶۴	تصمیم تکثیر ۸-۲-۲	
۶۶	سناریوی نمونه ۹-۲-۲	
۶۷	آزمایش‌های انجام‌گرفته ۱۰-۲-۲	
۶۸	مقایسه کار آبی اسکالر با پروتکل‌های جستجوی دیگر ۱۱-۲-۲	
۶۹	مقایسه کار آبی اسکالر با روش‌های تکثیر SAF و DAFN ۱-۱۱-۲-۲	
۷۰	نتیجه ۱۲-۲-۲	
۷۱	فهرست منابع	
۷۵	چکیده انگلیسی	

فهرست شکل ها

۴	شکل ۱-۱ شبکه مانت
۱۴	شکل ۲-۱ مسیریابی DSR
۱۸	شکل ۳-۱ مسیریابی در AODV
۴۹	شکل ۱-۲ مجموعه غالب و مجموعه غالب متصل
۵۹	شکل ۲-۲ یک سناریوی نمونه
۶۲	شکل ۳-۲ تعداد گره های اسکلتی
۶۶	شکل ۴-۲ درخت تصمیم تکثیر- گره های اسکلتی
۶۶	شکل ۵-۲ درخت تصمیم تکثیر- گره های انتهایی
۶۷	شکل ۶-۲ نمونه ای از سناریوی تکثیر

فهرست جدول ها

۳۰	جدول ۱-۱ مقایسه خواص روش های مختلف کش و تکثیر
----	---



فصل اول

شبکه‌های مانت

۱-۱ مقدمه

پیشرفتهای اخیر در حوزه فناوری ارتباطات و شبکه چشم انداز جدیدی را برای شبکه‌های قابل حمل همانند بیسیم باز می‌کند. شبکه‌های موبایل حوزه‌ای است که اخیراً مورد توجه زیادی واقع شده است. شبکه‌های موبایل ویژه^۱ یا مانت^۲ شامل دستگاه‌های موبایل هستند که می‌توانند به راحتی و آزادانه حرکت کنند. درحالی‌که شبکه‌های دیگر وابسته به یک مسیر یاب^۳ ثابت می‌باشند. در شبکه‌های مانت به دلیل حرکت مداوم گره‌ها، ارتباطات بین گره‌ها به سرعت تغییر یافته و توپولوژی شبکه دائماً در حال تغییر است، به همین دلیل مدیریت و مسیریابی این نوع شبکه‌ها بسیار پیچیده است. این نوع شبکه‌ها در ابتدا جهت مقاصد رزمی ساخته شدند و در حال حاضر برای شبکه‌های حسگر نیز بسیار مورد استفاده قرار می‌گیرند. البته اعتقاد داریم که این حوزه کاربردهای زیادی را در آینده پیدا خواهد کرد. مشکلات و مسائل زیادی در راه پیشرفت این حوزه وجود دارد و تحقیقات بسیاری را طلب می‌کند. ما در این تحقیق

¹ Ad hoc

² Mobile ad-hoc network = Manet

³ Router

ابتدا به معرفی شبکه‌های مانت پرداخته و مشکلات و مسائل آن را مطرح می‌کنیم. سپس به بررسی روش‌های مختلف مدیریت، مسیریابی و جستجوی اطلاعات در این شبکه‌ها می‌پردازیم.

۲-۱ شبکه مانت چیست؟

شبکه‌های موبایل ویژه، عموماً توسط گره‌های مستقل موبایل که به وسیله پیوندهای بیسیم به هم متصل هستند، بدون وجود زیرساخت شبکه و مدیریت مرکزی به صورت دینامیکی ساخته می‌شوند. گره‌ها می‌توانند آزادانه حرکت کرده و خودشان را به صورت اختیاری مرتب سازند. بنابراین توپولوژی شبکه غیرقابل پیش‌بینی بوده و می‌تواند به سرعت تغییر کند. این نوع شبکه‌ها می‌توانند به طور مستقل عمل کنند و یا به شبکه‌های بزرگ‌تر همانند اینترنت وصل شوند. همچنین این شبکه‌ها ساختار خاصی ندارند زیرا به هیچ زیرساخت ثابت همانند ایستگاه مرکزی برای کارشان نیاز ندارند. عموماً مسیر بین دو گره شامل چند هاپ^۱ می‌باشد به همین دلیل گاهی به این شبکه‌ها، شبکه‌های بیسیم موبایل چند هاپی گفته می‌شود. هر گره می‌تواند با گره‌های دیگر که در محدوده مخابراتی^۲ خود هستند، مستقیماً ارتباط برقرار کند. برای برقراری ارتباط با گره‌های دیگر که در خارج این محدوده مخابراتی هستند، بایستی از گره‌های واسطه برای باز پخش^۳ اطلاعات به صورت هاپ به هاپ استفاده کنند.

^۱ Hop

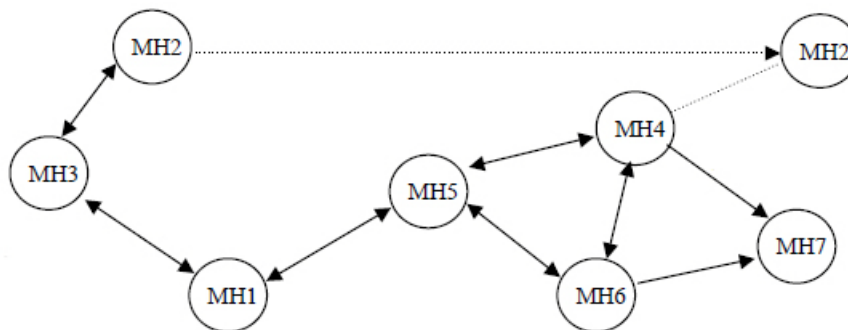
^۲ Transmission Range

^۳ Relay

شبکه‌های مانت همانند دیگر شبکه‌های بیسیم دارای مشکلات عدیده‌ای هستند [۱] که در زیر به

بعضی از آن‌ها اشاره می‌کنیم:

- رسانه بیسیم دارای هیچ محدوده خاص و قابل مشاهده‌ای نیست و ایستگاهی موجود نیست که بتوان گفت خارج آن محدوده سرویس‌دهی وجود ندارد.
- کانال در مقابل سیگنالهای خارجی حفاظت شده نیست.
- رسانه بیسیم قابلیت اطمینان کمتری از رسانه غیر بیسیم دارد.
- کانال دارای خاصیت پخش نامتقارن و متغیر با زمان است.
- پیوندها دارای ظرفیت پهنای باند بسیار کمتری از شبکه‌های دارای زیرساخت هستند.
- ممکن است پایانه مخفی و یا پایانه افشا نشده ایجاد شود.



شکل ۱-۱: شبکه مانت

۳-۱ مشخصات شبکه‌های مانت

مستقل و بدون زیرساخت. شبکه مانت وابسته به هیچ ساختار شبکه خاصی نبوده و تحت هیچ

مدیریت مرکزی نیست. هر گره در حالت نظیر به نظیر^۱ توزیع شده و به صورت یک مسیر یاب مستقل

عمل می‌کند و داده مستقل خود را تولید می‌کند. مدیریت شبکه به صورت توزیع شده است که این نیز به نوبه خود باعث مشکلاتی در مدیریت و تحمل خرابی^۲ در سیستم می‌شود.

مسیریابی چند هاپی. هیچ مسیر یاب خاصی موجود نیست و هر گره همانند یک مسیر یاب عمل کرده و بسته‌های داده را هدایت می‌کند. بدین صورت اطلاعات بین گره‌های موبایل به اشتراک گذاشته می‌شود.

توپولوژی شبکه‌ای که به صورت دینامیکی تغییر می‌کند. در این نوع شبکه‌ها به دلیل اینکه گره‌ها

می‌توانند به صورت آزادانه حرکت کنند، توپولوژی شبکه که معمولاً چند هاپی است غیرقابل پیش‌بینی

بوده و به سرعت تغییر می‌کند که این مسئله باعث تغییر در مسیرها، بخش‌بندی شبکه و گم شدن بسته‌ها می‌شود.

تغییر در پیوندها و توانایی‌های گره‌ها. هر گره دارای یک یا چند رابط^۳ رادیویی است که دارای

توانایی‌های دریافت و ارسال متفاوت هستند و در باندهای فرکانسی متفاوت عمل می‌کنند. این تفاوت در

رابطهای رادیویی باعث ایجاد پیوندهای نامتقارن^۴ می‌شود. علاوه بر آن هر گره موبایل دارای پیکربندی

^۱ Peer- to- peer

^۲ Fault Tolerance

^۳ Interface

^۴ Asymmetric Link

نرم‌افزاری/سخت‌افزاری متفاوتی است که این باعث توانایی‌های پردازشی متفاوت می‌شود. طراحی پروتکل‌ها و الگوریتم‌ها در این نوع شبکه‌های نامتقارن پیچیده می‌باشد و نیاز به الگوریتمی دارد که به صورت دینامیکی خودش را با شرایط تغییر یافته تطابق می‌دهد.

کار کردن با انرژی محدود. گره‌های موبایل با باتری کار می‌کنند. بنابراین دارای منبع تغذیه و توان پردازشی محدودی هستند که باعث می‌شود برنامه‌ها و خدماتی را که این گره می‌تواند ارائه دهد، محدود کند. این مسئله تبدیل به مشکل بزرگی می‌شود، زیرا در اینجا گره‌ها هم به عنوان سیستم نهایی و هم به عنوان مسیر یاب عمل می‌کند، بنابراین انرژی اضافی برای هدایت کردن بسته‌ها مورد نیاز است.

مقیاس‌پذیری شبکه. الگوریتم‌های مدیریت شبکه موجود روی شبکه‌های بیسیم کوچک کار می‌کنند. ولی بیشتر کاربردهای شبکه مانت شامل دهها هزار گره می‌شود، همانند شبکه‌های حسگر و رزمی [۲]. مقیاس‌پذیری برای گسترش موفق این نوع شبکه‌ها ضروری است.

۴-۱ کاربردهای مانت

کاربردهای زیادی برای شبکه‌های مانت موجود است. پست الکترونیکی، انتقال فایل و غیره همه می‌توانند از کاربردهای مانت باشند. سرویسهای وب نیز می‌توانند از کاربردهای مانت باشند در صورتی

که گره‌ی موجود باشد که به عنوان پل ارتباطی^۱ عمل کرده و آن را به شبکه خارجی متصل کند. این شبکه در ابتدا جهت کاربردهای نظامی ایجاد شد همانند میدان جنگ در یک محل دورافتاده که امکان اتصال به شبکه دارای زیرساخت در آنجا وجود نداشت. در این گونه شرایط یک شبکه مستقل با توانایی مدیریتی سرخود بسیار مفید واقع می‌شود. خواص پیشرفته سیستمهای موبایل شامل سرعت‌های داده سازگار با کاربردهای چندرسانه‌ای، توانایی‌های رومینگ جهانی و هماهنگی با ساختارهای شبکه‌های دیگر کاربردهای جدید را امکان‌پذیر می‌سازند. بعضی از کاربردهای معروف این نوع شبکه عبارت‌اند از:

- کار مشارکتی: در بعضی محیط‌های کاری نیاز به محاسبات مشارکتی در خارج محیط شرکت بسیار بیشتر از محیط داخل است. غالباً اتفاق می‌افتد که کارمندان بایستی جلسه‌ای خارج شرکت داشته باشند و اطلاعات را در مورد یک پروژه باهم مبادله کنند.
- کاربردهای مدیریت-بحران: اگر بلایای طبیعی اتفاق بیافتند، ممکن است کل زیرساخت شبکه از بین برود. در این زمان بازیابی سریع ارتباطات خیلی مهم است. می‌توان با استفاده از شبکه مانت یک زیرساخت شبکه را در عرض چند ساعت، در عوض روزها و هفته‌های مورد نیاز برای ساخت شبکه بیسیم ایجاد کرد.
- شبکه محلی شخصی^۲ و بلوتوث^۳: یک شبکه محلی شخصی، یک شبکه محلی با برد کوتاه است که در آن هر گره مربوط به یک فرد است. این گره‌ها می‌توانند متصل به یک

¹ Gateway

² Personal area network

³ Bluetooth

ساعت، کمربند و وسایل دیگر شخص شوند. در این سناریو تحرک یک از ملاحظات در ارتباطات است. بلوتوث نیز فناوری است که نیاز به وجود سیم در دستگاه‌هایی همچون چاپگرها، کامپیوترهای دستی، نوت بوکها و دوربین‌های دیجیتال را حذف می‌کند.

۵-۱ مسیریابی در مانت

مسیریابی در مانت وابسته به فاکتورهای زیادی است همانند توپولوژی، انتخاب مسیر یاب، نحوه آغاز درخواست و خواص دیگری که می‌تواند به عنوان یک روش اکتشافی جهت پیدا کردن مسیرها به سرعت و با کارایی بالا بکار رود. کمبود منابع در دسترس در این شبکه‌ها، کاربرد مفید انرژی را طلب می‌کند بنابراین مسیریابی بهینه یکی از ضروریات این شبکه است. همچنین طبیعت دینامیک این شبکه‌ها محدودیت‌های زیادی را روی پروتکل‌های مسیریابی که برای آنها طراحی شده است، می‌گذارد. این امر باعث می‌شود که تحقیقات در زمینه پروتکل‌هایی که هدفشان ایجاد مسیریابی ایستا است، ادامه یابد.

یکی از مشکلات اصلی در طراحی پروتکل‌های مسیریاب این است که یک گره حداقل باید در دسترس بودن اطلاعات برای همسایگانش را جهت مسیریابی بسته بداند و از طرفی دیگر توپولوژی شبکه غالباً در حال تغییر است. علاوه بر آن همزمان با افزایش گره‌های شبکه، پیدا کردن مسیر به مقصد مبادله پیغام‌های کنترلی مسیر یاب بیشتری را در گره‌ها طلب می‌کند که این خود باعث افزایش ترافیک می‌شود. همچنین تحرک بالای گره‌ها نیز این ترافیک را افزایش می‌دهد. این ترافیک بالا می‌تواند سربار

پیغام‌ها برای نگهداری مسیرها را آن قدر افزایش دهد که دیگر پهنای باندی برای ارسال بسته‌های اطلاعاتی باقی نماند [۳].

۱-۵-۱ پروتکل‌های مسیریاب انفعالی و پیش فعال

پروتکل‌های مسیریاب شبکه‌های مانت به دو گروه بزرگ انفعالی^۱ (بر حسب درخواست) و پیش فعال^۲ (بر اساس جدول) تقسیم می‌شوند. در پروتکل‌های مسیریاب پیش فعال، گره‌ها باید تمامی مسیرها به تمامی مقاصد ممکن را پیگیری کنند تا اگر یک بسته باید به مقصدی ارسال شود تمامی مسیرها از قبل موجود بوده و به سرعت بتوانند استفاده شوند. درحالی‌که پروتکل‌های مسیریاب انفعالی از یک روش تنبل استفاده می‌کنند که در آن گره‌ها تنها در صورت درخواست، مسیرها را پیدا می‌کنند.

میزان تأخیر برای یافتن یک مسیر در پروتکل‌های مسیریاب پیش فعال حداقل است، زیرا که مسیر به سرعت از جدول مسیریابی بازیابی می‌شود. با اینحال، پروتکل‌های مسیریاب پیش فعال همیشه مناسب نیستند زیرا آن‌ها سهم زیادی از ظرفیت شبکه را صرف بروز نگهداری اطلاعات مسیریابی می‌کنند. برای حل این مشکل پروتکل‌های مسیریاب انفعالی، یک مسیر به مقصد را تنها بهنگام نیاز پیدا می‌کنند.

پروتکل‌های مسیریاب انفعالی معمولاً پهنای باند بسیار کمتری از پروتکل‌های مسیریاب پیش فعال استفاده می‌کنند، ولی تأخیر آن‌ها برای پیدا کردن یک مسیر بسیار بالا است و معمولاً آن‌ها تا زمانی که ارتباط واقعی برقرار شود، زمان زیادی را برای پیدا کردن یک مسیر به مقصد صرف می‌کنند. بطور خلاصه

¹ Reactive

² Proactive

می‌توان گفت که هیچ پروتکلی نیست که مناسب تمامی محیط‌ها باشد، این در حالی است که در بعضی شرایط بکارگیری پروتکل‌های مسیریاب دوگانه^۱ توصیه می‌شود.

پروتکل‌های مسیریاب بسیاری موجود هستند. شرح جزئیات این پروتکل‌ها از حوصله این بحث خارج است. در این تحقیق سعی می‌کنیم که تنها چند تا از این پروتکل‌های مهم مورد استفاده در این تحقیق را توضیح دهیم.

۱-۵-۲ پروتکل‌های مسیریاب پیش فعال

۱-۲-۵-۱ پروتکل DSDV^۲

این پروتکل یک پروتکل مسیریاب بردار-فاصله هاپ به هاپ است که در آن هر گره به طور مرتب اطلاعات مسیریابی را بروز رسانی می‌کند [۴]. هر گره موبایل در شبکه یک جدول مسیریابی به تمامی مقاصد ممکن در شبکه و تعداد هاپها به هر مقصد را دارد. هر ورودی با یک شماره ترتیبی متناسب به یک گره مقصد علامت‌گذاری شده است. شماره ترتیب، گره‌های موبایل را قادر می‌سازد تا بین گره‌های بی‌فایده^۳ و جدید تفاوت قائل شوند و بدین ترتیب از شکل‌گیری حلقه در مسیر جلوگیری می‌کند. بروز رسانی جداول مسیریاب به صورت دوره‌ای در شبکه انجام می‌گیرد تا سازگاری جداول حفظ شود.

^۱ Hybrid

^۲ Destination-Sequenced Distance-Vector

^۳ Stale

۲-۲-۵-۱ پروتکل WRP^۱

یک پروتکل بر اساس جدول است که هدفش نگهداری اطلاعات مسیریابی در بین تمامی گره‌ها در شبکه است [۵]. هر گره در شبکه چهار جدول را نگهداری می‌کند: جدول فاصله، جدول مسیریابی، جدول هزینه پیوند^۲، جدول مربوط به لیست ارسال مجدد پیغام^۳. این لیست مشخص می‌سازد که کدام به‌روزرسانی‌ها در پیغام‌های بروز رسانی بایستی ارسال مجدد شوند و همسایگان بایستی از ارسال مجدد مطلع شوند.

گره‌های موبایل از طریق پیغام‌های بروز رسانی یکدیگر را از تغییر پیوندها، آگاه می‌سازند. گره‌ها از طریق دریافت پیغام تصدیق^۴ و یا پیغام‌های دیگر از وجود همسایگان خود باخبر می‌شوند. اگر گرهی پیغام ارسال نمی‌کند باید از طریق ارسال پیغام Hello در فواصل زمانی مشخص از متصل بودن خود اطمینان حاصل کند. این پروتکل همچنان عاری از وجود حلقه است.

۳-۵-۱ پروتکل‌های مسیریاب انفعالی

۱-۳-۵-۱ پروتکل DSR^۵

¹ Wireless Routing Protocol

² Link

³ Message Retransmission List = MRL

⁴ Acknowledge

⁵ Dynamic Source Routing

الگوریتم این پروتکل بسیار خلاقانه و جدید می‌باشد [۶]. در این الگوریتم گره‌ها از طریق راه‌های

ذخیره‌شده در مسیرهای منبع که توسط بسته‌های داده حمل می‌شوند، باهم ارتباط برقرار می‌کنند.

گره‌های موبایل در DSR بایستی کش مسیرها^۱ که شامل مسیرهای منبعی است که گره در موردشان

مطلع است را نگهداری کنند. ورودی‌ها در کش مسیرها به صورت مرتب به‌روزرسانی می‌شود، زیرا که

مسیرهای جدید آموخته می‌شوند. این پروتکل شامل دو مرحله است: پیدا کردن مسیر و نگهداری^۲ مسیر.

هنگامی که یک گره موبایل بسته‌ای را دارد که باید به یک مقصد ارسال کند، ابتدا به کش مسیر خود

رجوع می‌کند تا ببیند آیا مسیری به مقصد مورد نظر را دارد. اگر یک مسیر انقضای^۳ نشده به مقصد را

داشته باشد از این مسیر جهت ارسال آن بسته استفاده می‌کند. در غیر این صورت شروع به جستجوی

مسیر توسط پخش بسته درخواست مسیر می‌کند. این بسته درخواست مسیر شامل آدرس مقصد، آدرس

گره منبع و یک شناسه یکتا می‌باشد. هر گرهی که بسته را دریافت می‌کند ابتدا بررسی می‌کند که آیا

خودش مسیر به مقصد را می‌داند. اگر مسیر را ندارد، آدرس خودش را به رکورد کش بسته اضافه کرده و

سپس بسته را از طریق پیوندهای خارج رونده خود هدایت می‌کند. برای محدود کردن تعداد

درخواست‌های مسیر که هر گره از طریق پیوندهای خارج رونده خود پخش می‌کند، بایستی گره تنها

درخواست‌های مسیری را هدایت کند که قبلاً ندیده و آدرس گره آن قبلاً در رکورد مسیرش ثبت نشده

است.

¹ Route Cache

² Maintenance

³ Expired

پاسخ مسیریابی هنگامی تولید می‌شود که درخواست مسیریابی به مقصد رسیده باشد و یا یک گره میانی مسیری را به گره مقصد در کش مسیر خود داشته باشد. هنگامی که یک بسته به مقصد و یا یک گره میانی حاوی آدرس مقصد می‌رسد، رکورد مسیر که نمایانگر توالی هاپهای پیموده شده است را شامل می‌شود. شکل ۱-۲ (الف) نحوه شکل گرفتن رکورد مسیر، هنگامی که درخواست مسیر در شبکه انتشار می‌یابد را نشان می‌دهد. اگر گرهی که جواب مسیریابی را تولید می‌کند همان گره مقصد باشد رکورد مسیر در داخل درخواست مسیر را، در جواب مسیریابی قرار می‌دهد. اگر گره مربوطه گره میانی باشد، مسیر کش شده خود را به رکورد مسیر چسبانده و سپس جواب مسیریابی را تولید می‌کند. گره مزبور برای بازگرداندن جواب مسیریابی باید مسیری به آغازگر درخواست داشته باشد. اگر مسیری به آغازگر در کش مسیر خود داشته باشد بایستی از آن استفاده کند. در غیر این صورت اگر این شبکه از پیوندهای متقارن^۱ پشتیبانی کند، گره می‌تواند مسیر موجود در رکورد مسیر خود را برعکس کند. اگر پیوندهای متقارن در شبکه پشتیبانی نشود، در این صورت گره بایستی خودش مسیر خود را پیدا کرده و جواب را در مسیر برگشت جدید ارسال کند. شکل ۱-۲ (ب) نحوه برگشت جواب به گره اصلی را نشان می‌دهد.

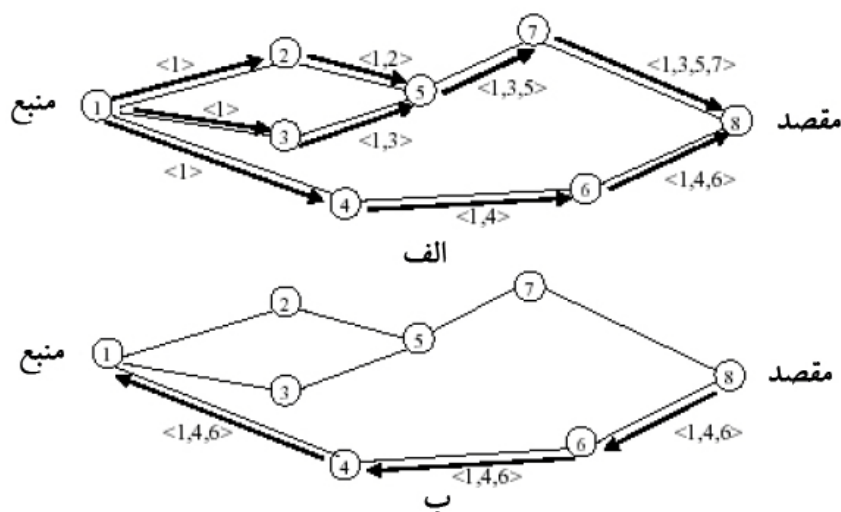
نگهداری مسیر از طریق کاربرد بسته‌های خطای مسیریابی و تصدیق صورت می‌گیرد. بسته‌های خطای مسیر در یک گره هنگامی تولید می‌شوند که لایه لینک داده^۲ با یک خطای مهلک^۳ در ارسال مواجه شود. هنگامی که یک بسته خطای مسیر دریافت می‌شود، هاپی که دارای خطا است از کش مسیر گره

¹ Symmetric Links

² Data Link Layer

³ Fatal

حذف شده و تمامی مسیرهایی که شامل آن هاپ هستند از آن نقطه برش می‌خورند. علاوه بر پیغام‌های خطای مسیر، پیغام‌های تصدیق نیز برای تأیید کردن عملکرد صحیح ارتباطات بکار می‌روند. این مسئله شامل پیغام‌های تصدیق انفعالی است بدین صورت که یک گره می‌تواند به هدایت بسته توسط گره بعدی در طول مسیر گوش دهد.



شکل ۱-۲: (الف) پیدا کردن مسیر در DSR (ب) انتشار جواب مسیر دهی در DSR

۱-۳-۲ پروتکل AODV

پروتکل مسیریابی AODV^۱ در حقیقت ترکیبی از DSDV و DSR است [۷]. این پروتکل از مکانیزم بر اساس درخواست جستجو و نگهداری مسیر DSR به اضافه مسیریابی هاپ به هاپ، شماره‌های ترتیب و علامت‌های متناوب در DSDV را استفاده می‌کند. این پروتکل، مسیرها را تنها در هنگام درخواست ایجاد

¹ Ad hoc on-demand distance vector

می‌کند و به همین دلیل تعداد انتشار در شبکه را مینیمم می‌سازد. ایجادکنندگان این پروتکل آن را در گروه سیستمهای دریافت مسیر بر اساس درخواست خالص، قرار می‌دهند. زیرا گره‌هایی که روی مسیر انتخاب شده نیستند اطلاعات مسیریابی را نگهداری نمی‌کنند و یا در مبادله جداول مسیریابی شرکت نمی‌کنند. این پروتکل تنها از پیوندهای متقارن در دو گام متفاوت پشتیبانی می‌کند:

- پیدا کردن مسیر، نگهداری مسیر
- هدایت داده

هنگامی که یک گره منبع می‌خواهد پیغامی را ارسال کند و مسیر معتبری به مقصد ندارد، فرآیند جستجوی مسیر را آغاز می‌کند تا گره مورد نظر را پیدا کند. این گره بسته درخواست مسیر^۱ را برای همسایگانش ارسال می‌کند که آن‌ها نیز به نوبه خود این درخواست را هدایت می‌کنند و به همین ترتیب این کار ادامه می‌یابد تا اینکه یا مقصد و یا یک گره میانی با یک مسیر جدید به مقصد یافت شود. شکل ۳-۱ (الف) انتشار درخواست مسیر را در شبکه نشان می‌دهد. این پروتکل مسیریابی از ترتیب شماره‌های مقصد استفاده می‌کند تا اطمینان حاصل کند که همه مسیرها، عاری از حلقه هستند و آخرین اطلاعات مسیر را دارا می‌باشند. هر گره شماره ترتیب خود را به همراه شناسه انتشار نگهداری می‌کند. هر بار که گره یک درخواست مسیریابی را آغاز می‌کند، شناسه انتشار افزایش می‌یابد. این شناسه به همراه آدرس IP گره به صورت یکتا درخواست مسیر را شناسایی می‌کنند. درخواست مسیر به همراه شماره ترتیب گره و شناسه انتشار شامل آخرین شماره ترتیب برای مقصد می‌باشد. گره‌های میانی تنها زمانی می‌توانند به

¹ RREQ

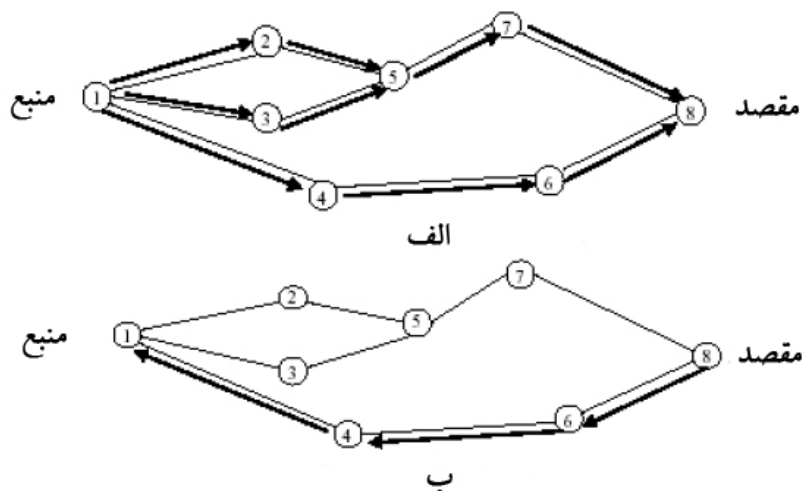
درخواست مسیر پاسخ دهند که مسیری به مقصد داشته باشند که شماره ترتیب مقصد آن بزرگ‌تر یا مساوی شماره موجود در درخواست مسیر باشد.

گره‌های میانی در طی فرآیند هدایت درخواست مسیر، آدرس همسایه‌ای که کپی اولیه بسته انتشار را از آن دریافت کرده‌اند را در جدول مسیر خود ثبت می‌کنند تا بدین طریق بتوانند مسیر برگشت را ایجاد کنند. هنگامی که درخواست مسیر به مقصد و یا یک گره میانی حاوی یک مسیر جدید به مقصد می‌رسد، این گره یک بسته پاسخ مسیریابی^۱ را به صورت یک طرفه به همسایه‌ای که برای اولین بار درخواست مسیر را از آن دریافت کرده است، ارسال می‌کند (شکل ۱-۳ (ب)). هنگامی که پاسخ مسیریابی در مسیر برعکس ارسال می‌شود، گره‌هایی که در این مسیر هستند ورودی‌های مسیر هدایتی در جدول مسیر خود ایجاد می‌کنند که به گرهی که پاسخ مسیریابی از آن آمده است، اشاره می‌کنند. این ورودی‌های مسیر هدایتی مسیرهای هدایتی فعال را مشخص می‌سازند. یک زمان‌سنج مسیر به همراه هر ورودی مسیر موجود است که در صورت عدم استفاده از ورودی در یک فاصله زمانی خاص باعث پاک شدن ورودی می‌گردد. به دلیل اینکه پاسخ مسیریابی در همان مسیر برعکس درخواست مسیر هدایت می‌شود، این پروتکل تنها از پیوندهای متقارن پشتیبانی می‌کند.

مسیرها به شکل زیر نگهداری می‌شوند. اگر گره منبع حرکت کند، می‌تواند پروتکل جستجوی مسیر را آغاز کند تا مسیر جدیدی به مقصد پیدا کند. اگر گرهی در طی مسیر حرکت کند، همسایه بالادستی آن متوجه حرکت شده و پیغام اخطار خطای پیوند (پاسخ مسیر با مقدار نامحدود) را به تمامی همسایگان

¹ RREP

فعال بالای خود پخش می‌کند. بدین وسیله قطع شدن بخشی از مسیر را اطلاع می‌دهد. این گره‌ها نیز به نوبه خود پیام اخطار خطای پیوند را به همسایه بالایی خود اطلاع می‌دهند و به همین ترتیب تا اینکه به گره منبع برسند. گره منبع می‌تواند دوباره فرآیند جستجوی مسیر به مقصد را در صورتی که مسیر هنوز هم مورد درخواست باشد، آغاز کند. این پروتکل همچنین از پیام Hello نیز استفاده می‌کند. این پیام به صورت محلی و متناوب به وسیله یک گره پخش می‌شود تا هر گره موبایل را از گره‌های دیگر در همسایگی خود مطلع کند. پیام Hello می‌تواند برای نگهداری اتصال محلی یک گره مورد استفاده قرار گیرد. اگرچه استفاده از پیام Hello همیشه لازم نیست. گره‌ها به ارسال مجدد بسته‌های داده گوش می‌دهند تا اطمینان حاصل کنند که هاپ بعدی هنوز در دسترس است. اگر ارسال مجدد توسط گره شنیده نشود، گره می‌تواند یکی از تکنیک‌ها همانند ارسال پیام Hello را بکار بگیرد تا اطمینان حاصل کند که هاپ بعدی در محدوده مخابراتی آن است. پیام Hello، همچنان می‌تواند گره‌هایی که گره موبایل اخیراً یافته است را نیز لیست کند بنابراین اطلاعات بیشتری از اتصالات شبکه در اختیار قرار می‌دهد.



شکل ۳-۱: (الف) انتشار درخواست مسیریابی در AODV (ب) مسیری که توسط پاسخ مسیریابی در AODV پیموده می شود.

۴-۵-۱ پروتکل های مسیریاب دوگانه

۱-۴-۵-۱ پروتکل مسیریاب ZRP^1

این پروتکل نمونه ای از پروتکل های دوگانه است که دارای طرح پیش فعال و انفعالی است [۸]. این پروتکل حوزه فرآیند پیش فعال را به گره های محلی محدود می کند، درحالی که جستجو می تواند در کل شبکه ادامه یابد. جستجو در کل شبکه می تواند به صورت کارآ از طریق پرس جو از گره های درخواستی صورت گیرد. یک گره در ZRP می تواند به صورت پیش فعال مسیرها به مقصد را در همسایگان محلی

¹ Zone Routing Protocol

خود که به حوزه مسیریابی^۱ معروف است را نگهداری کند. حوزه مسیریابی مجموعه‌ای از گره‌ها هستند

که مینیمم فاصله آن‌ها به واحد هاپ از گره مورد نظر بزرگ‌تر از یک پارامتر به اسم شعاع حوزه^۲

نمی‌باشد. هر گرهی شعاع حوزه خود را دارد و بین حوزه‌های همسایه همپوشانی وجود دارد.

برای ساخت یک حوزه مسیریابی، یک گره باید همسایگان خود را بشناسد. یک همسایه، گرهی است که

به طور مستقیم با گره مورد نظر در ارتباط است و از طریق پروتکل جستجوی همسایه در سطح MAC^۳

قابل دستیابی است. این پروتکل دارای دو مؤلفه است یکی پروتکل مسیریابی بین حوزه^۴ و دیگری

پروتکل مسیریابی داخل حوزه^۵. این پروتکل پیش فعال، مسیریابی را از طریق IARP در داخل حوزه

انجام می‌دهد. از طرفی دیگر مؤلفه IERP وظیفه پیدا کردن مسیرها به مقاصدی را دارد که خارج از حوزه

مسیریابی هستند. پروتکل IERP از مکانیزم پرسش-پاسخ برای پیدا کردن مسیر در صورت نیاز استفاده

می‌کند. پروتکل IERP متفاوت از الگوریتم استاندارد پخش است زیرا که ساختار حوزه مسیریابی را از

طریق فرآیندی بنام Bordercasting به دست می‌آورد. پروتکل ZRP این سرویس را از طریق مؤلفه‌ای

بنام BRP^۶ فراهم می‌سازد.

لایه شبکه یک درخواست مسیر IERP را، هنگامی که یک بسته داده باید به مقصدی خارج از حوزه

مسیریابی ارسال شود، صادر می‌کند. گره منبع، بسته درخواست مسیر یکتا را ایجاد می‌کند که شامل

^۱ Routing zone

^۲ Zone radius

^۳ MAC level neighbor discovery protocol = NDP

^۴ Interzone routing protocol = IERP

^۵ Intrazone routing protocol = IARP

^۶ Border Resolution Protocol = BRP

ترکیبی از شناسه گره منبع و شماره درخواست است. سپس درخواست به تمامی گره‌های حوزه منبع انتشار می‌یابد. بعد از اینکه یک گره یک بسته درخواست مسیر را دریافت کرد، شناسه خود را به این درخواست اضافه می‌کند. ترتیب شناسه‌های گره ثبت‌شده، مسیری از منبع به حوزه مسیریابی فعلی مشخص می‌سازند. اگر مقصد در حوزه مسیریابی گره ظاهر نشود، گره درخواست را به خارج از حوزه مسیریابی خود ارسال می‌کند. اگر مقصد در حوزه مسیریابی گره یافت شود، یک پاسخ مسیر در طی مسیر برعکس رفت ارسال می‌گردد. یک گره تمامی بسته‌های درخواست مسیریابی برای درخواستی را که قبلاً با آن‌ها مواجه شده است، حذف می‌کند. یکی از خواص مهم این نوع فرآیند جستجوی مسیر این است که یک درخواست مسیر واحد می‌تواند چندین پاسخ مسیر را برگرداند. کیفیت این مسیرهای برگشتی می‌تواند از طریق معیارهای مختلف سنجیده شده و سپس بهترین مسیر بر اساس کیفیت نسبی مسیر انتخاب شود.

۶-۱ تکنیکهای تکثیر داده

تکثیر داده در شبکه‌های بزرگ توزیع شده جهت بهبود بخشیدن به قابلیت اطمینان و دسترس‌پذیری داده صورت می‌گیرد. همچنین داده در کامپیوترهایی ذخیره می‌شود که بیشتر از همه به آن نیاز است و بدین ترتیب هزینه دسترسی به داده دور کاهش می‌یابد. یکی از مسائل مهم در تکثیر داده‌ها صحیح بودن داده تکثیرشده روی سیستم‌های مختلف است که به این مسئله سازگاری داده‌ها نیز گفته می‌شود.

همچنین مشکلات ارتباطی بین دو یا چند گره در مانت ممکن است باعث بخش‌بندی شبکه شده و شبکه به دو بخش زیر شبکه مجزا تبدیل می‌شود. این مسئله عدم سازگاری در شبکه را ایجاد می‌کند. در زیر به بررسی و طبقه‌بندی بعضی روش‌های تکثیر می‌پردازیم.

هارا [۱۱] یک سری تکنیک را برای تکثیر داده جهت بهبود دسترسی به داده در شبکه‌های مانت پیشنهاد داد. در این روش‌ها تصمیم برای اینکه چه داده‌ای توسط کدام گره تکثیر شود، بر اساس فرکانس دسترسی عنصر داده صورت می‌گیرد.

۱-۶-۱ روش تکثیر SAF^۱

هر گره موبایل عناصر داده را بر اساس ترتیب نزولی دسترسی آن‌ها مرتب می‌کند. هدف این است که عناصر داده‌ای را که بیش‌ترین فرکانس دسترسی را دارند در گره‌های موبایل تکثیر کنیم. این بدین معنا است که هر گره موبایل عناصر داده را بر اساس نیازهای شخصی خودش و بدون در نظر گرفتن تکثیر داده و فرکانس دسترسی داده در گره‌های همسایه خود تکثیر می‌کند. ترافیک پیغام در این روش پایین است ولی به دلایلی اینکه گره‌ها ممکن است همان عنصر داده را تکثیر کنند، دسترسی داده نیز پایین است.

۲-۶-۱ روش تکثیر DAFN^۱

¹ Static Access Frequency

در این تکنیک ابتدا هر گره روش تکثیر SAF را بکار گرفته و سپس داده‌های تکثیرشده تکراری در

گره‌های همسایه را به شکل زیر حذف می‌کند:

- اگر گره ۱ و گره ۲ همان عنصر داده را دارند و گره ۱ عنصر داده اصلی را دارا می‌باشد و گره

۲ عنصر داده تکثیرشده را، آنگاه گره ۲ این داده را با عنصر داده جدید دیگری که دارای

فرکانس دسترسی بالای بعدی می‌باشد، جایگزین می‌کند.

- اگر گره ۱ و گره ۲ تکثیرشده همان عنصر داده را دارند، آنگاه گره ای که پایین‌ترین فرکانس

دسترسی به آن عنصر را دارد آن را با عنصر داده جدید دیگری که دارای فرکانس دسترسی

بالای بعدی می‌باشد، جایگزین می‌کند.

این روش دسترسی داده را با کاهش افزونگی تکثیر، افزایش می‌دهد ولی نمی‌تواند افزونگی تکثیر

را بطور کامل حذف کند.

۳-۶-۱ روش تکثیر[□] DCG

در این روش گره‌ها سعی می‌کنند که داده‌های تکثیرشده تکراری را در گروه بزرگ‌تری که به

مؤلفه‌های متصل دو طرفه[□] معروف است، کاهش دهند. گروه مؤلفه‌های متصل دو طرفه یک

¹ Dynamic Access Frequency and Neighborhood

² Dynamic Connectivity based Grouping

³ Biconnected components

گراف جزئی ماکزیمم است که حتی در صورت حذف یک گره اختیاری از گراف متصل باقی می ماند.

با بخش بندی شبکه در مؤلفه های متصل دو طرفه، گروه هایی از گره های موبایل شکل می گیرند که ایستایی بالایی دارند و سپس داده های تکثیر شده تکراری از این گروه ها حذف می شوند. DCG دارای دسترسی داده بهتری از دو روش قبلی است ولی ترافیک پیغام و سربار پردازش بالاتری دارد.

سه تکنیک بالا تصمیم تکثیر را بر اساس فرکانس دسترسی می گیرند. این تکنیکها مسائلی نظیر بخش بندی شبکه، تراکنش های بلادرنگ و محدودیت انرژی در گره های موبایل را در نظر نمی گیرند.

۴-۶-۱ روش تکثیر با استفاده از اطلاعات مکانی

این روش، از اطلاعات مربوط به محل های گره های موبایل در شبکه جهت تکثیر استفاده می کند. این روش از سیستم مکان یابی GPS استفاده کرده و احتمال دسترسی داده در یک گره با استفاده از فاصله بین گره و جایی که اطلاعات تولید شده است، به دست می آید. هنگامی که یک گره جدید ایجاد می شود، آن گره عناصر داده را به همسایگان خود پخش می کند. توزیع و تکثیر عناصر داده به همراه کنترل تکثیر وابسته به محل، فاکتورهای مهمی هستند که روی دسترسی داده تأثیر می گذارند. از روش SC[□] جهت

¹ Skip Copy

پخش داده در این روش استفاده می‌کنیم. برای اطلاعات بیشتر جهت جزئیات این روش به مقاله [۱۲] مراجعه کنید.

۵-۶-۱ روش تکثیر DREAM

این روش روی بالانس کردن مصرف انرژی در میان گره‌های موبایل تمرکز می‌کند و هدفش افزایش دسترسی داده در شبکه است [۱۳]. این روش تکثیر، تقدم بیشتری به عناصر داده‌ای می‌دهد که دارای دسترسی بالاتر توسط تراکنش‌های دارای محدودیت زمانی هستند. این تکنیک علاوه بر فرکانس دسترسی از معیارهای دیگر نیز جهت تصمیم تکثیر استفاده می‌کند. این پارامترها عبارت‌اند از: ایستایی پیوند، نوع تراکنش، نوع داده و انرژی باقیمانده.

۶-۶-۱ روش تکثیر CLEAR^۱

یک روش تکثیر دینامیک است که یک ساختار ابر نظیر^۲ را برای تکثیر می‌سازد و از الگوهای حرکت نیز استفاده می‌کند [۱۴]. این روش بار گره، اندازه داده، سازگاری داده‌های تکثیرشده و زمان‌بندی کاربر را هنگام تصمیم تکثیر در نظر می‌گیرد. در اینجا فرض می‌شود که هزینه سطح سازگاری درخواستی برای

^۱ Context and Location-based Efficient Allocation of Replicas

^۲ Super peer

داده‌های تکثیرشده، می‌تواند از درصد تغییر در مقدار یک خاصیت عنصر داده محاسبه شود. اندازه داده و فرکانس دسترسی برای یک عنصر معیارهای تصمیم‌گیری برای تکثیر هستند. اندازه بار، فرکانس دسترسی، محدودیت‌های حافظه و انرژی یک گره موبایل جهت انتخاب یک گره برای تکثیر در نظر گرفته می‌شوند. این تکنیک، کار آیی از لحاظ هزینه را برای تکثیر یک عنصر داده در یک گره موبایل محاسبه کرده تا تصمیم نهایی تکثیر را بگیرد. اگرچه در این روش مقیاس‌پذیری در نظر گرفته نمی‌شود، زیرا انتخاب ابر نظیر در سیستم‌های با مقیاس بزرگ می‌تواند مشکل‌زا باشد و نتایج کار آیی آن‌ها محدود به ۵۰ گره در یک ناحیه است. تحقیق دیگری موجود است که پیشنهاد می‌دهد که سطح سازگاری برای تکثیر داده بر اساس نیازهای نرم‌افزاری و پروتکل‌ها گروه‌بندی شود تا سطح سازگاری مورد نظر حاصل شود [۱۵].

۷-۶-۱ روش تکثیر CADRE^۱

هدف این روش، اختصاص تکثیر به گره‌ها به صورت منصفانه و انجام تصمیم بازپس‌گیری اختصاص تکثیر به صورت دست‌جمعی است [۱۶]. CADRE، برخلاف CLEAR خواص دیگری را داراست، همچون بازپس‌گیری اختصاص تکثیر، انصاف در تکثیر و اجتناب از thrashing. به دلیل اینکه تصمیم تکثیر و بازپس‌گیری تکثیر در این روش به صورت دست‌جمعی توسط تمامی گره‌ها در شبکه گرفته می‌شود، از تکثیر مجدد همان عنصر داده توسط گره‌ها جلوگیری می‌شود. CADRE از معماری ابر

¹ Collaborative Allocation and Deallocation of Replicas with Efficiency

نظیر همراه با گره‌های دروازه به عنوان نظیرهای با قدرت پردازش، پهنای باند و انرژی بالا استفاده می‌کند که هدفشان بالا بردن کار آیی جستجو و تکثیر است. اگرچه این روش نیز همانند CLEAR مقیاس‌پذیری را در نظر نمی‌گیرد و نتایج کار آیی آن‌ها محدود به ۵۰ گره در یک ناحیه است.

۸-۶-۱ روش تکثیر CReaM

این روش تکثیر به تازگی معرفی شده است و به کاربران اجازه می‌دهد که مقدار منابعی که برای تکثیر به اشتراک می‌گذارند را کنترل کنند و سپس این منابع جهت بهبود دسترسی در شبکه بکار می‌روند [۱۷]. دسترسی داده با توجه به نیازهای کاربر، توسط تکثیر افزایش می‌یابد. این روش برای شبکه‌های خیلی متحرک که توپولوژی آن‌ها به طور دائم در حال تغییر است، بکار می‌رود. گره‌ها دارای رفتارهای مستقل هستند که بر اساس تنظیمات کاربر و اطلاعات مربوط به منابع درخواست‌های تکثیر را انجام می‌دهند.

۷-۱ تکنیکهای کش^۱ مشارکتی

تکنیکهای کش داده به عنوان یک پشتیبان میان افزار بین پروتکل‌های مسیریابی و لایه برنامه کاربردی قرار می‌گیرند [۱۸]. این تکنیکها به سه گروه اصلی تقسیم می‌شوند: کش مسیر^۲، کش داده^۳ و کش

¹ Cache

² CachePath

³ CacheData

دوگانه^۱. در کش مسیر گره‌های انتقال‌دهنده^۲، مسیر به نزدیک‌ترین کش عنصر داده را کش می‌کنند. یک گره نیازی ندارد که تمامی اطلاعات مسیرهای تمامی داده‌های عبوری را کش کند. در عوض این گره تنها وقتی که به گره کش کننده نزدیک‌تر از منبع داده است، مسیر داده را ذخیره می‌کند. در کش داده گره‌های انتقال‌دهنده، داده را در عوض مسیر کش می‌کنند. یک گره وقتی تصمیم به کش کردن داده عبوری می‌گیرد، که این داده به صورت مرتب توسط گره‌های همسایه مورد دسترسی قرار گیرد. تکنیک کش دوگانه ترکیبی از کش مسیر و کش داده است. کش دوگانه با توجه به شرایط تصمیم می‌گیرد که از کدام نوع کش استفاده کند (اندازه داده و طول عمر^۳). در عمل این روش در صورت کوچک بودن داده آن را کش می‌کند و در غیر این صورت مسیر را کش می‌کند. هنگامی که کش پر است تصمیم اینکه چه داده‌ای کش شود بسیار مهم است. در این تکنیک گره‌های موبایل دو فاکتور را هنگام تعویض داده کش شده در نظر می‌گیرند یکی فاصله و دیگری فرکانس دسترسی.

روش دیگر COOP Caching است که در سطح میان افزار بین پروتکل لایه برنامه کاربردی و مسیریابی قرار می‌گیرد [۱۹]. عناصر درخواستی با استفاده از طرح کوکتل استراتژی تجزیه کش^۴ یافت می‌شوند. در تجزیه کش^۵، گرهی که درخواست داده را دریافت می‌کند کش محلی و درخواست‌های اخیر داده را کنترل می‌کند. اگر داده پیدا نشد، شروع به پخش تطبیقی می‌کند که تعداد هاپهایی را که یک بسته می‌تواند حرکت کند را محدود می‌کند. هدف پخش تطبیقی پیدا کردن یک کش از عنصر درخواستی در

¹ HybridCache

² Transporter

³ Time- to- live

⁴ Cocktail Scheme cache resolution strategy

⁵ Cache resolution

همسایگی است. اگر نتوانست چنین کشی را پیدا کند، آنگاه درخواست را به طور مستقیم با استفاده از پروتکل مسیریاب به سرور (یا منبع عنصر درخواستی) ارسال می‌کند. هنگامی که درخواست برای سرور ارسال می‌شود، اگر یک گره میانی عنصر درخواستی را در کش خود پیدا کند کار جستجو متوقف شده و داده برای درخواست‌کننده ارسال می‌شود. همچنین COOP روش‌هایی را برای تصمیم اینکه چه داده‌ای را در کش محدود خود نگهداری کند، دارد. این روش از مکانیزم کنترل سازگاری بر اساس طول عمر^۱ برای داده‌های کش شده استفاده می‌کند.

تکنیک دیگر، کش داده بر اساس سود^۲ است [۲۰]. در این روش مسئله بهینه‌سازی، مینیمم ساختن کل هزینه دسترسی در یک شبکه مانت با فضای حافظه محدود و تعداد عناصر زیاد، در نظر گرفته شده است. می‌دانیم که این مسئله از نوع NP-hard است، بنابراین یک الگوریتم تقریب با پیچیدگی زمانی چندجمله‌ای برای آن پیشنهاد شده است که کل هزینه دسترسی را حداقل به اندازه یک چهارم راه حل بهینه کاهش می‌دهد. همچنین یک نسخه توزیع شده از این الگوریتم نیز ارائه شده است که نزدیک به نسخه متمرکز عمل می‌کند. این الگوریتم پیشنهادی از روش حریصانه استفاده می‌کند که داده‌ها را در حافظه به گونه‌ای کش می‌کند که کاهش در کل هزینه دسترسی را ماکزیمم کند.

۸-۱ تفاوت بین تکثیر و کش

¹ TTL based consistency control mechanism

² Benefit-based data caching

هر دوی این روش‌ها یعنی هم کش و هم تکثیر از طریق ایجاد کردن یک کپی نزدیک از داده سعی در بهبود سرعت و هزینه دسترسی به داده می‌کنند.

در تکنیک کش وقتی نیاز به داده‌ای داشته باشیم، آن را از گره درخواستی بارگذاری کرده و در حافظه کش قرار می‌دهیم، دفعه بعد که نیاز به این داده داشته باشیم می‌توانیم آن را از کش دریافت کنیم. وقتی که کش پر می‌شود، اگر داده جدیدی بیاید داده‌های قدیمی را از کش حذف می‌کنیم.

در تکثیر ما محتویات یک یا چند سرور را در جای دیگری ذخیره می‌کنیم تا در صورت نیاز به آن کپی رجوع کنیم. به عبارت دیگر هدف تکثیر این است که یک کپی محلی و یا نزدیک از داده را ایجاد کنیم.

تفاوت اصلی بین تکثیر و کش این است که کش بعد از بازیابی عنصر داده ایجاد می‌شود و تکثیر قبل از بازیابی داده اتفاق می‌افتد. تکثیر تصمیم گروه‌های بزرگ‌تری از گره‌ها است که بر اساس آرای عمومی تعداد زیادی از گره‌ها، تصمیم به تکثیر عناصر داده می‌گیرند و موارد زیادی همچون آمار دسترسی گره‌ها و دیگر اطلاعات شبکه را جهت این تصمیم بکار می‌گیرند. می‌توان گفت که کش همانند مدل کشیدن است که در آن داده‌ها در صورت درخواست کشیده می‌شوند درحالی‌که تکثیر همانند مدل قرار دادن است که در آن داده را، بدون توجه به درخواست در محل دیگری قرار می‌دهیم تا در دسترس باشد.

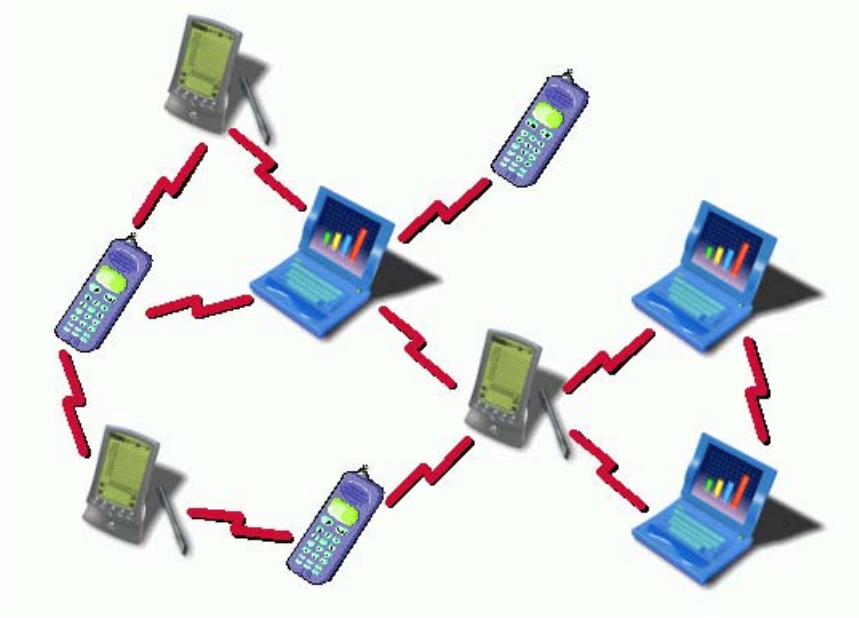
در جدول زیر به مقایسه تکنیکهای مختلف تکثیر و کش می‌پردازیم:

جدول ۱: مقایسه خواص روشهای مختلف تکثیر و کش

هرا ات. ال [۱۱]	دریم [۱۳]	کادره [۱۶]	کلیر [۱۴]	ین ات. ال [۱۸]	کوپ [۱۹]	بر اساس-منفعت [۲۰]
بر اساس خوشه	-	-	+	+	-	-
مکانیزم سازگاری	+	+	-	+	+	-
محدودیت حافظه	+	+	+	+	+	+
وابستگی به مسیریابی	-	+	-	-	+	+
انصاف	-	-	+	+	-	-
مقیاس پذیری	-	-	-	-	-	-

موارد زیر در این جدول قابل ذکر است:

اصطلاح مکانیزم سازگاری در جدول بدین معنا است که آیا این تکنیک دارای مکانیزم کنترل سازگاری همراه و یا بدون پخش به روزرسانی در شبکه است و یا خیر. اصطلاح محدودیت حافظه می گوید که آیا این تکنیک محدودیت حافظه را برای عناصر داده تکثیر و یا کش شده در نظر می گیرد.



فصل دوم

تحقیقات انجام گرفته

۱-۲ انتشار در پوشش خوشه^۱

۱-۱-۲ مقدمه

مسیریابی مقیاس پذیر یکی از بزرگ ترین موانع و مشکلات در شبکه های مانت با مقیاس بزرگ است. هنگامی که تعداد گره ها در شبکه مانت زیاد می شود، پیچیدگی الگوریتم های مسیریابی در این شبکه نیز بالا می رود. بسیاری از الگوریتم های مسیریابی موجود بالا رفتن مقیاس در شبکه های مانت را در نظر نمی گیرند. همچنین ما احتیاج به روشی داریم که به طور رسمی بتوانیم بالا رفتن پیچیدگی الگوریتم مسیریابی همزمان با افزایش مقیاس را به درستی اندازه گیری کنیم. به علت تمامی دلایل گفته شده در بالا، الگوریتم های مسیریابی موجود دارای کاربرد بسیار محدودی در شبکه های بسیار بزرگ مانت، شامل تعداد بسیار زیادی گره و حوزه مکانی بزرگ هستند.

¹ Cluster Overlay Broadcast = COB

حال الگوریتم مسیریابی انتشار در پوشش خوشه یا COB را جهت غلبه بر تمامی مشکلات بالا معرفی می‌نماییم. این الگوریتم یک الگوریتم مسیریابی مقیاس‌پذیر انفعالی برای شبکه‌های بسیار بزرگ مانت است. COB، از مکانیزم مسیریابی در بالای خوشه‌ها و انتشار با شعاع دو برابر^۱ با استفاده از الگوریتم مسیریابی انفعالی با پیچیدگی کم بهره می‌جوید.

به طور خلاصه، بدین گونه عمل می‌کنیم که خوشه‌های یک هاپی از شبکه می‌سازیم و سپس مسیریابی را از طریق انتشار درخواست‌های مسیر در شبکه رویی که از رهبران^۲ خوشه تشکیل شده است، انجام می‌دهیم. در این روش از الگوریتم LCC^۳ برای ایجاد و نگهداری ساختار خوشه‌بندی شبکه استفاده می‌کنیم. بطوریکه هر گره در یک خوشه تنها یک هاپ با رهبر خوشه فاصله دارد. هنگامی که یک گره منبع می‌خواهد پیغامی را به گره مقصد ارسال کند، ابتدا با رهبر خوشه خود ارتباط برقرار می‌کند. سپس رهبر خوشه درخواست مسیر را در شبکه رویی که شامل رهبران خوشه‌ها است، پخش می‌کند. ما ارتباطات دور-برد را روی شبکه رهبران خوشه بکار گرفتیم که سه برابر محدوده ارتباطات معمولی (کوتاه-برد) است.

درخواست‌های مسیر با تکنیک شعاع دو برابر منتشر می‌شوند. رهبران خوشه ابتدا درخواست مسیر را با طول عمر^۴ ارتباط دور-برد یک هاپ منتشر می‌کنند. اگر به گره مقصد برسیم، آن گره با پیغام تصدیق

¹ Doubling radius broadcast

² Leader

³ Least Cluster Change

⁴ Time To Live = TTL

پاسخ می‌دهد و جستجوی مسیر پایان می‌یابد. در غیر این صورت بعد از سپری شدن یک زمان مشخص^۱ رهبر خوشه گره منبع درخواست مسیر را با طول عمر ۲ سپس ۴ و ... پخش می‌کند. ثابت می‌کنیم که پیچیدگی الگوریتم جستجوی مسیر نسبت به مینیمم تعداد هاپها بین گره مبدأ و مقصد، چندجمله‌ای است و به صورت بهینه خودش را نسبت به حرکت سازگار می‌سازد. اگر Δ مینیمم تعداد هاپهای کوتاه^۲ برد از گره منبع به گره مقصد باشد، آنگاه COB مسیری را با حداکثر $O(\Delta)$ هاپ پیدا می‌کند (که ممکن است شامل هاپهای کوتاه-برد و دور-برد باشد). این فرآیند در زمان حداکثر $O(\Delta)$ صورت می‌گیرد و نیاز به ارسال حداکثر $O(\Delta^2)$ پیغام را دارد. همچنین COB نیاز به یک مقدار ثابت حافظه در هر گره دارد.

۲-۱-۲ فرضیات اولیه

ما یک شبکه مانت بزرگ را در نظر می‌گیریم و N تعداد گره‌ها را نشان می‌دهد. گره‌ها مشابه بوده و توانایی ارسال با دو محدوده ثابت مخابراتی ۱ و ۳ را دارند که می‌تواند به طور مثال توسط کنترل توان [۹] صورت گیرد. ما از دو اصطلاح ارتباط کوتاه-برد برای اشاره به ارتباط با محدوده مخابراتی یک و ارتباط دور-برد برای اشاره به ارتباط با محدوده مخابراتی سه استفاده می‌کنیم. ما ارتباط کوتاه^۲ برد یک گره را به عنوان دیسکی با شعاع یک در زیر فضای نرمال اقلیدسی در R^2 که گره در مرکز آن قرار گرفته است،

¹ Timeout

در نظر می‌گیریم. در حقیقت هر گره با دیسک - واحد نمایش داده می‌شود. هنگامی که تنها ارتباط کوتاه - برد را بکار می‌گیریم ارسال اطلاعات ما بین رهبران خوشه همسایه بایستی حداکثر تا دو گره دروازه^۱ هدایت شود.

۳-۱-۲ خوشه‌بندی به عنوان اساس مسیریابی

خوشه‌بندی در شبکه‌های مانت در سال‌های اخیر مورد توجه زیادی قرار گرفته است. الگوریتم مسیریابی که در این روش استفاده شده است، بر اساس بعضی از خواص ساختار خوشه‌بندی ساخته شده است. در اینجا الگوریتم LCC مورد استفاده قرار گرفته، که توسط چاینگ ات. ال [۱۰] برای خوشه‌بندی یک هاپی پیشنهاد شده است. خوشه‌بندی طوری صورت گرفته که تنها محدوده مخابراتی کوتاه - برد در نظر گرفته شده است، بطوریکه هر گره می‌تواند با یک ارتباط یک هاپی کوتاه - برد به رهبر خوشه متصل شود. بایستی در این روش بتوانیم تعداد خوشه‌ها را مینیمم سازیم، زیرا هر چه تعداد خوشه‌ها کمتر باشد، کار آیی خوشه‌بندی شبکه بالاتر می‌رود. به دلیل اینکه هر چه تعداد رهبران خوشه کمتر باشد، مسیریابی، جستجو و یا هر عمل دیگری در شبکه ساده‌تر خواهد بود. بنابراین یکی از خواص مهم برای پلده‌سازی الگوریتم مسیریابی کاراً در بالای خوشه‌بندی یک هاپی، یک شبکه نسبتاً ثابت از رهبران خوشه است.

¹ Gateway

ارتباطی بین خوشه‌های به دست آمده و هزینه بروز رسانی الگوریتم وجود دارد. این بدین معنا است که اگر بتوانیم یک خوشه یک هابی مینیمم از شبکه به دست آوریم، هزینه به‌روزرسانی به طور مشخص با تعداد گره‌ها در شبکه متناسب خواهد بود (البته می‌دانیم که این یک مسئله NP-hard است). بنابراین امید داریم که بتوانیم هزینه به‌روزرسانی را ثابت نگه‌داریم تا به‌روزرسانی‌ها تا حد امکان محلی باشد.

یکی از خواص مهم الگوریتم LCC از این حقیقت ناشی می‌شود که هیچ دو رهبر خوشه در داخل محدوده مخابراتی کوتاه-برد یکدیگر نیستند. همچنین شبکه‌ای که شامل تنها گره‌هایی از رهبران خوشه است، دارای تراکم ثابت است.

مصرف انرژی نیز یکی از مسائل مهم در ارتباطات بیسیم است. هنگامی که محدوده مخابراتی افزایش می‌یابد، مصرف انرژی نیز به صورت توانی افزایش می‌یابد. بنابراین یک ارتباط دور-برد ۹ برابر یک ارتباط کوتاه-برد انرژی مصرف می‌کند. در خوشه‌بندی که در این روش استفاده شده، حداقل دو ارتباط کوتاه-برد (از طریق گره‌های دروازه) و حداکثر سه ارتباط کوتاه-برد (از طریق گره‌های دروازه) نیاز است تا رهبر یک خوشه با رهبر خوشه همسایه ارتباط برقرار کند. بنابراین کاربرد ارتباط دور-برد در حدود ۳ تا ۴/۵ برابر بیشتر از ارتباط کوتاه-برد انرژی مصرف می‌کند. قابل ذکر است که در شبکه‌های تنک^۱ ممکن است بیش از ۳ ارتباط کوتاه-برد برای رسیدن به رهبر خوشه نیاز باشد درحالی که یک ارتباط دور-برد می‌تواند به رهبر خوشه‌ای که همسایه نیست، متصل شود. در این گونه موارد استفاده از ارتباط دور-برد می‌تواند باعث ذخیره انرژی شود. ما در اینجا گام زمانی را به دو صورت در نظر

¹ Sparse

می‌گیریم: (الف) ماکسیمم زمانی که نیاز است تا یک گره عادی از طریق ارتباط کوتاه-برد با رهبر خوشه خود ارتباط برقرار کند یا (ب) ماکسیمم زمانی که نیاز است تا یک رهبر خوشه از طریق ارتباط دور-برد با رهبران خوشه مجاور که داخل محدوده مخابراتی دور-برد آن هستند، ارتباط برقرار کند.

۴-۱-۲ توضیح الگوریتم COB

در اینجا فرض می‌کنیم که L_z رهبر خوشه گره z ، برای هر گره z در شبکه است. فرض کنید که گره x می‌خواهد پیغام M را به گره y در شبکه ارسال کند. گره x یک درخواست مسیر را برای گره y آغاز می‌کند. تمامی گره‌های دیگر در شبکه، پروتکل COB را به شکل زیر دنبال می‌کنند:

(۱) پیدا کردن مسیر. پخش پیغام درخواست مسیر در شبکه پوششی خوشه

الف) گره x پیغام M و مقصد y را به رهبر خوشه خود L_x با استفاده از ارتباط کوتاه-برد ارسال می‌کند.

ب) گره L_x پیغام (y, M) را از x در زمان $t=1$ دریافت می‌کند. گره L_x ، یک پیغام درخواست مسیر به شکل $(y, i, 2^i, L_x, x)$ را هدایت می‌کند. که در آن 2^i طول عمر پیغام، با گام زمانی $2^{i+1} = 2 \cdot 2^i$ برای

$i=0,1,2,5$ جهت ارتباط دور-برد بین رهبران خوشه است.

ج) هر رهبر خوشه z که پیغام درخواست مسیر $(y, i, k, \dots)$ را برای اولین بار دریافت می‌کند، بررسی می‌کند که آیا y خودش است. در غیر این صورت، اگر $k > 1$ آنگاه z یک درخواست مسیر را با طول عمر $k-1$ و برچسب شناسه خودش هدایت می‌کند. گره z یک درخواست مسیر $(y, i, k-1, z, x)$ را به رهبر خوشه همسایه با استفاده از ارتباط دور-برد خودش هدایت می‌کند. گره z درخواست مسیر جدید برای دور i را نگه داشته و درخواست مسیر ذخیره‌شده از دور $i-1$ را در صورت وجود، حذف می‌کند.

د) هر رهبر خوشه که هنوز هم یک درخواست مسیر ذخیره‌شده را 2^{i+1} گام زمانی بعد از دریافت درخواست مسیر دارا می‌باشد، درخواست مسیر را حذف می‌کند.

۲) پیدا کردن مسیر. تصدیق دریافت درخواست مسیر و انتخاب مسیر (x, y)

الف) هنگامی که گره y درخواست مسیر (y, i, k, L_y, x) را دریافت می‌کند و L_y رهبر خوشه گره y است، یک پیغام تصدیق مسیر را از طریق ارتباط کوتاه-برد برای L_y ارسال می‌کند (ممکن است L_y خود y باشد در این صورت از ارسال پیغام تصدیق صرف‌نظر می‌کنیم).

ب) هنگامی که گره L_y یک پیغام تصدیق مسیر را از گره y دریافت می‌کند، یک پیغام تصدیق مسیر دور-برد به شکل (y, L) را ارسال می‌کند. در اینجا L گره موجود در فیلد چهارم پیغام درخواست مسیر ذخیره شده است. سپس گره L_y خودش را به صورت $ACTIVE(x, y)$ علامت‌گذاری می‌کند.

ج) هر رهبر گره خوشه z ، $z \neq L_x$ هنگام دریافت پیغام تصدیق مسیر (y, L) ، کنترل می‌کند که آیا $z=L$ است. اگر این‌گونه است، آنگاه z خودش را $ACTIVE(x, y)$ علامت‌گذاری می‌کند و یک پیغام تصدیق مسیر (y, L') را توسط ارتباط دور-برد ارسال می‌کند که L' گره موجود در فیلد چهارم پیغام درخواست مسیر ذخیره‌شده در z است.

۳) ارسال پیغام.

الف) اگر L_x یک $ACK(y, L_x)$ را دریافت کند، آنگاه L_x ارسال پیغام درخواست مسیر وابسته به M را متوقف می‌سازد. پیغام (y, M, x) را به رهبر خوشه مجاور با استفاده از ارتباط دور-برد انتشار می‌دهد.

ب) هر رهبر گروه بنام z که با $ACTIVE(x, y)$ علامت‌گذاری شده است، اگر پیغام (y, M, x) را دریافت کند، پیغام (y, M, x) را توسط ارتباط دور-برد هدایت می‌کند. بعد از هدایت آخرین بسته حاوی پیغام M ، گره z علامت خود را از حالت $ACTIVE(x, y)$ خارج کرده و هر نوع پیغام ACK و یا درخواست مسیر وابسته به پیغام M را دور می‌ریزد.

حال به بررسی بعضی از نکات این الگوریتم می‌پردازیم. دوره‌های انتشار i ، $i=0,1,2,5$ در گام (۱)-
 ب) طوری تنظیم شده‌اند که انتشار بعدی پیغام در دور $i+1$ تنها موقعی اتفاق بیافتد که در دور فعلی i به مقصد نرسیده باشیم. برای اطمینان از این مسئله، مقدار وقفه برای دور انتشار بعدی را دو برابر طول عمر در انتشار فعلی قرار می‌دهیم. نکته بعدی در مورد این گام این است که رهبر خوشه تنها از ارتباط

دور- برد استفاده می‌کند و این ارتباط دور- برد را برای هر دوی گره‌های عادی و گره‌های رهبر مجاور خود بکار می‌گیرد.

رهبر خوشه بجای استفاده از تنها ارتباط دور- برد می‌تواند از مخلوطی از ارتباط کوتاه- برد، برای رسیدن به گره‌های عادی خوشه خود و از ارتباط دور- برد برای رسیدن به رهبران خوشه مجاور، استفاده کند. این نوع ارتباطات می‌تواند توسط بکارگیری باندهای فرکانسی مختلف و یا توسط کدهای CDMA متفاوت همانند [۹] صورت گیرد. یعنی بدین صورت عمل می‌کنیم: در دور $i=0$ ، رهبر خوشه L_x ، درخواست مسیر را با ارتباط کوتاه- برد به تمامی گره‌های عادی خود انتشار می‌دهد. در دور $i=1$ نیز رهبر خوشه L_x درخواست مسیر را با ارتباط کوتاه- برد به گره‌های عادی خود ارسال می‌کند. علاوه بر آن، L_x درخواست مسیر را با ارتباط دور- برد به رهبران خوشه مجاور ارسال می‌کند که آن‌ها نیز به نوبه خود درخواست مسیر را با ارتباط کوتاه- برد به گره‌های عادی در دورهای بعدی ارسال می‌کنند. قابل ذکر است که در گام (۲-الف) یک گره عادی همانند y یک درخواست مسیر در گام (۲-الف) را تنها در صورتی پردازش می‌کند که درخواست مسیر از رهبر خوشه گره L_y ارسال شده باشد. درخواست‌های مسیری که بسمت y هدایت می‌شوند و از رهبران خوشه‌های دیگر آمده‌اند، نادیده گرفته می‌شوند.

۵-۱-۲ آنالیز الگوریتم COB

پیچیدگی پیام الگوریتم توزیع شده شبکه عبارت است از تعداد بسته های واحد ارسال شده در زمان اجرای الگوریتم است. پیچیدگی زمانی یک الگوریتم توزیع شده، کل زمان مصرف شده در زمان اجرای الگوریتم است. مقدار $|M|$ را اندازه M با واحد بسته در نظر می گیریم.

نظریه ۱:

(الف) یافتن مسیر: پیچیدگی زمانی و پیغامی پیدا کردن مسیر بترتیب $O(\Delta)$ و $O(\Delta^2)$ است که در آن Δ نشان دهنده حداقل فاصله هایی بین گره منبع x و مقصد y است.

(ب) ارسال پیام: پیچیدگی زمانی و پیغامی ارسال واقعی پیام از x به y هر دو به صورت مجانبی بهینه بوده و برابر با $O(\Delta|M|)$ است.

(ج) پیچیدگی ذخیره سازی: پروتکل مسیریابی COB تنها نیاز به فضای ذخیره سازی ثابت در هر گره شبکه را دارد و هنگامی که مسیریابی (x, y) کامل شود، آزاد می گردد.

از موارد بالا نتیجه می شود که الگوریتم COB، الگوریتم مسیریابی برای یک مانع از گره های مشابه

است که تحت مدل دیسک واحد به صورت بهینه خودش را نسبت به حرکت سازگار می سازد و

پیچیدگی زمانی و پیغام آن در فاصله بین گره مبدأ به مقصد به صورت چند جمله ای است. مسیری را

که الگوریتم COB می یابد دارای حلقه نیست. همچنین قابل ذکر است که تأخیر COB در بدترین

حالت ۵ برابر بزرگ تر از تأخیر انتشار ساده روی شبکه رهبران خوشه است.

۶-۱-۲ COB با مصرف انرژی منصفانه

همان طوری که گفته شد رهبران خوشه ارتباطات دور- برد را بکار می گیرند که انرژی خیلی بیشتری از ارتباطات کوتاه- برد مصرف می کنند. این مسئله ممکن است باعث مصرف انرژی بالا در این گونه گره ها در طی زمان طولانی شود. برای حل این مشکل، تغییری را در الگوریتم COB پیشنهاد می دهیم تا بتوانیم الگوریتمی با مصرف انرژی منصفانه به دست آوریم.

الگوریتم COB با مصرف انرژی منصفانه به شکل زیر عمل می کند: بجای استفاده از شناسه یک گره به عنوان روشی برای شکستن ارتباط در الگوریتم خوشه بندی، از میزان باقی مانده انرژی گره استفاده می کنیم. بنابراین هنگامی که گره ها در یک فضای محلی برای رهبر شدن رقابت می کنند، گرهی که دارای بالاترین میزان باقی مانده انرژی است، برنده خواهد شد (اگر هنوز هم اتصالی بین گره ها با همان میزان انرژی باقی مانده وجود دارد، می توانیم این اتصال را با استفاده از شناسه یکتای گره بشکنیم). هنگامی که انرژی باقیمانده رهبر خوشه به نصف میزان انرژی آن در زمان انتخاب به عنوان رهبر تنزل یابد، آن گره خودش را از حالت رهبر خارج ساخته و یک بروزرسانی محلی را در خوشه بندی شبکه آغاز می کند.

در این الگوریتم گره ها در همسایگی محلی به سناریویی همگرا می شوند که میزان انرژی تمامی گره ها عددی بین α و $\alpha/2$ برای بعضی سطح انرژی α است. اگر الگوهای ارتباطات شبکه در تمامی

نواحی شبکه یکنواخت باشد، آنگاه انتظار داریم که این سطح انرژی α به تقریب برای تمامی شبکه یکسان باشد.

۷-۱-۲ نتیجه

ما الگوریتم مسیریابی COB را برای شبکه‌های مانت بررسی کرده و نتیجه گرفتیم که دارای خواص زیر است:

الف) خودش را نسبت به حرکت گره‌ها به طور بهینه، سازگار می‌کند.

ب) دارای پیچیدگی زمانی و پیغام چندجمله‌ای در فاصله گره مبدأ به مقصد است و وابسته به اندازه شبکه نیست (تعداد کل گره‌ها، قطر کل شبکه).

نتایج شبیه‌سازی نیز نشان می‌دهد، هنگامی که تعداد گره‌ها در یک ناحیه ثابت از شبکه (تراکم شبکه) افزایش می‌یابد، تأخیر ثابتی در COB ایجاد می‌شود. چه هنگامی که تنها لایه شبکه و چه هنگامی که هر دوی لایه شبکه به همراه لایه MAC اولیه 802.11 را در نظر می‌گیریم.

همچنین هنگامی که تراکم شبکه افزایش می‌یابد، تعداد پیغام‌های ارسالی برای پیدا کردن مسیر افزایش می‌یابد. این مسئله ادامه می‌یابد تا وقتی که کل ناحیه شبکه به طور کامل با خوشه‌ها پر شود و بعد از آن با افزایش بیشتر تراکم شبکه تعداد پیغام‌های ارسالی ثابت باقی می‌ماند.

همچنین نتایج حاصل از شیه‌سازی نشان می‌دهد که تأخیر به صورت خطی همراه بافاصله مبدأ به مقصد

افزایش می‌یابد و تعداد پیغام‌ها نیز به صورت توان ۲ همراه با افزایش فاصله مبدأ به مقصد افزایش

می‌یابد.

۲-۲ اسکالر : پروتکل تکثیر و جستجوی داده مقیاس پذیر برای شبکه های موبایل

ویژه[□]

۱-۲-۲ مقدمه

در فصل ۱ این تحقیق در مورد شبکه های موبایل ویژه[□] به تفصیل صحبت شد. همان طوری که می دانید مهم ترین مسئله در این نوع شبکه ها مسیریابی بین دو گره در شبکه است. در سال های اخیر تلاش های بسیاری جهت ساخت پروتکل های مسیریاب برای این نوع شبکه ها انجام شده است. علاوه بر مسیریابی، پیدا کردن داده دور یکی از اهداف مهم این شبکه ها است. برخلاف شبکه های دیگر ایستا که بر اساس-ساختار هستند، این نوع شبکه ها زیرساخت خاصی ندارند، به همین دلیل پیدا کردن و جستجوی داده دور در آن ها کار بسیار دشواری است. در این حالت گره های شبکه بایستی بدون کمک سرور مرکزی، محل داده ها را پیدا کرده و آن ها را به خاطر بسپارند. علاوه بر آن، به دلیل تحرک زیاد گره ها و عدم امکان پیش بینی رفتار آن ها، توپولوژی شبکه نیز به سرعت تغییر می یابد. این امر ممکن

¹ Ad-hoc

² Mobile Ad-hoc network

است باعث بخش‌بندی و تبدیل شبکه به زیر شبکه‌های کوچک مجزا شود. به همین دلیل دسترسی داده‌ها در شبکه‌های موبایل ویژه بسیار پایین تر از شبکه‌های ایستا است.

یک راه حل برای این مشکل تکثیر داده‌های محبوب^۱ شبکه است. در سیستمهای توزیع شده، تکثیر دسترسی داده‌ها را افزایش داده و علاوه بر آن باعث تعادل بار^۲ شبکه و تحمل خرابی^۳ می‌شود. مخصوصاً در شبکه‌های بزرگ که دارای گره‌های پراکنده و از هم دور می‌باشند، داشتن یک کپی در یک نقطه نزدیک بسیاری از مشکلات ناشی از تأخیر ارتباطات را حل می‌کند. بنابراین پیدا کردن یک استراتژی کارآ جهت اتخاذ تصمیم تکثیر یکی از موارد مهم در این نوع شبکه‌ها است.

یک راه حل دیگر برای بالا بردن دسترسی داده‌ها تکنیکهای کش مشارکتی [۲۱-۱۸] است. گره‌های مختلف با هم مشارکت می‌کنند تا یک داده کش شده را به صورت کارآ باهم به اشتراک بگذارند. این سیستمها اجازه می‌دهند که گره‌ها، داده و یا مسیر به یک عنصر داده را کش کنند تا دسترسی داده افزایش یافته و تأخیر پرس و جوها کاهش یابد. کش کردن باعث کم شدن هزینه ارتباطات سیستم می‌شود و این مسئله نیز منجر به کاهش پهنای باند و مصرف انرژی می‌شود.

پروتکل‌های موجود برای جستجوی و تکثیر داده در مانت، مقیاس‌پذیری را در نظر نمی‌گیرند و در شبکه‌های بزرگ کار آیی خود را از دست می‌دهند. مشاهده شده که علت این امر در بیشتر حالات به دلیل وابستگی آن‌ها به پروتکل‌های مسیریاب است که دارای مشکل مقیاس‌پذیری هستند. در بعضی

¹ Popular

² Load Balance

³ Fault tolerance

حالات نیز کاهش کار آیی در شبکه‌های بزرگ به دلیل سربار پیغام‌های کنترلی زیاد در پروتکل پیشنهادی است.

اسکالر که در این تحقیق به آن پرداخته شده است، یک طرح جستجو و تکثیر داده مقیاس پذیر است که به وجود یک پروتکل مسیریاب وابسته نیست. اسکالر یک الگوریتم کاملاً توزیع شده است که به روش نظیر به نظیر^۱ عمل می‌کند و در شبکه‌های بزرگ موبایل با کار آیی بالا کار می‌کند.

۲-۲-۲ اسکالر

ما ابتدا به تشریح ساختمان اسکالر^۲ می‌پردازیم. اسکالر از سه بخش اصلی تشکیل شده است:

- الگوریتم ساخت اسکلت مجازی^۳
- یک پروتکل جستجوی داده مقیاس پذیر^۴
- یک طرح تکثیر انفعالی^۵

در این پروژه ابتدا یک اسکلت مجازی پویا را می‌سازیم تا بدین وسیله تعداد گره‌های درگیر برای

جستجوی اطلاعات را کاهش دهیم. بدین صورت میزان دسترسی داده بالا رفته و از طرفی سربار ناشی از

پیغام‌های زیاد که از تعداد زیاد گره‌ها منتج می‌شود را کاهش می‌دهیم. الگوریتم ساخت اسکلت مجازی

¹ Peer to peer

² Scalar

³ Virtual backbone

⁴ Scalable data lookup

⁵ Reactive replication

بر اساس مسئله ساخت تقریبی مجموعه غالب متصل مینیم^۱ در نظریه گراف بنا شده است. پروتکل جستجوی داده مقیاس پذیر از ساختار اسکلت مجازی که از مجموعه گره های غالب متصل شبکه تشکیل شده است، بهره می جوید. این طرح تکثیر توزیع شده که در بالای پروتکل جستجوی داده مقیاس پذیر ساخته شده میزان دسترسی داده را افزایش داده و با کاهش پیغام ها سربار سیستم را کاهش می دهد، بدون اینکه هزینه پیغام اضافی را به سیستم تحمیل کند. این پروتکل در حالت غیرفعال عمل می کند، این بدین معنا است که از هیچ بسته کنترلی مختص پروتکل تکثیر استفاده نمی کند. بنابراین سربار کنترلی را که در پروتکل تکثیر فعال وجود دارد را شامل نمی شود. پارامترهای تصمیم گیری برای تکثیر در این روش عبارت اند از: فرکانس دسترسی به یک داده و فاصله (شمارش هاپ^۲) یک عنصر تا گره درخواستی. عموماً گره ها می خواهند داده هایی را که دورتر از آن ها هستند و فرکانس دسترسی آن ها بالا است را تکثیر کنند.

در این پروژه ما یک شبکه موبایل ویژه با مقیاس متوسط تا بزرگ را در نظر گرفته ایم. گره ها به شکل $M = \{M_1, M_2, M_3, \dots, M_n\}$ و عناصر داده به شکل $D = \{d_1, d_2, d_3, \dots, d_n\}$ نمایش داده می شوند. هر گره می تواند صاحب یک عنصر داده باشد و همچنین هر گره می تواند کپی های چند عنصر داده را در خود نگهداری کند. ما گره ها را یکسان و با ظرفیت حافظه برابر در نظر گرفته ایم.

۳-۲-۲ ساخت اسکلت مجازی

^۱ Minimum connected dominating set

^۲ Hop

برای ساخت اسکلت مجازی از ایده مجموعه غالب متصل (CDS) استفاده نمودیم و یک CDS از

گراف دیسک-واحد توپولوژی شبکه را در نظر گرفتیم.

۱-۳-۲-۲ مجموعه غالب متصل

یک مجموعه غالب (DS) از یک گراف $G = (V, E)$ زیرمجموعه‌ای از رئوس $S \in V$ در گراف G

است که هر رأس $v \in V$ یا در زیرمجموعه S است و یا مجاور یک رأس در زیرمجموعه S است. یک

مجموعه غالب متصل نیز مجموعه‌ای است که زیر گراف آن متصل باشد. به شکل ۱-۲ توجه کنید.

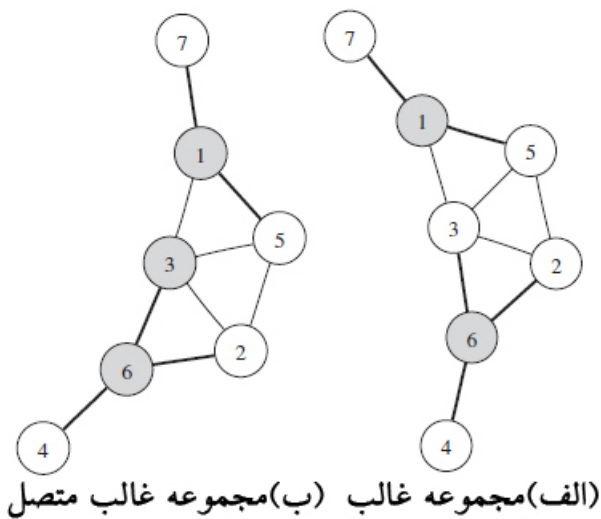
مجموعه غالب متصل گراف دیسک-واحد یک مانع برای جستجوی داده و مسیریابی دینامیک

بسته‌های داده مورد استفاده قرار می‌گیرد. بدین صورت مجموعه‌ای که برای جستجو و یا مسیریابی مورد

استفاده قرار می‌گیرد محدود به گره‌های مجموعه غالب می‌شود. از طرفی می‌دانیم که محاسبه مجموعه

غالب متصل مینیمم در یک گراف یک مسئله NP-Complete می‌باشد. به همین دلیل است که در عمل از

تقریب استفاده می‌کنیم [۲۲].



شکل ۲-۱: مجموعه غالب و مجموعه غالب متصل در یک شبکه

۲-۳-۲-۲ الگوریتم ساخت مجموعه غالب متصل

یک الگوریتم توزیع شده ساده برای ساخت مجموعه غالب متصل از گراف دیسک واحد در مقاله

[۲۳] داده شده است. ما برای الگوریتم خود از این روش الهام گرفتیم. موارد زیر در الگوریتم وجود دارد:

- هر گره تنها به اندازه اطلاعات یک هاپ از توپولوژی شبکه را نیاز دارد. $N(u)$ مجموعه

همسایگی باز و $N[u] = N(u) \cup \{u\}$ مجموعه همسایگی بسته نامیده می شود.

- مجموعه گره های نتیجه، مجموعه غالب را شکل می دهند و هر کدام از آن ها حداقل به یکی از

گره های غالب دیگر متصل هستند.

- تمامی گره های دیگر که جزو مجموعه غالب نیستند حداقل به یکی از گره های مجموعه غالب به

صورت مستقیم متصل هستند.

تشریح الگوریتم:

ابتدا تمامی گره‌ها، لیستهای همسایگی خود را باهم مبادله می‌کنند. بعد از این مرحله گره‌ها به مرحله علامت‌گذاری می‌روند. در این مرحله ابتدا تمامی گره‌ها با علامت غلط (گره غالب نیست) علامت‌گذاری می‌شوند. سپس هر گره همسایگی خود را کنترل می‌کند و اگر حداقل دو گره در لیست همسایگی داشته باشد که مجاور هم نباشند این گره به علامت صحیح (گره غالب) تغییر علامت می‌دهد. اگر گراف G کاملاً متصل باشد هیچ گره غالبی نخواهیم داشت، زیرا که تمامی گره‌ها باهم همسایه هستند. بعد از این مرحله مجموعه گره‌های غالب متصل اولیه V' ساخته می‌شود و سپس گره‌ها وارد مرحله هرس می‌شوند. دو قانون برای مرحله هرس موجود است:

قانون ۱: دو رأس u و v را در نظر بگیرید که با علامت صحیح علامت‌گذاری شدند. اگر

$N[v] \subseteq N[u]$ و $id(v) < id(u)$ در گراف G باشد آنگاه علامت v را به غلط تغییر بده (گره غالب

نیست).

این بدین معنا است که اگر v همسایه u و متصل به u است و دارای id کوچکتر است، آنگاه تمامی

مسیرهای شامل v می‌تواند به وسیله u جایگزین شود. مجموعه نتیجه بعد از این مرحله نیز

$(V' = V' - v)$ یک مجموعه غالب متصل در G خواهد بود.

قانون ۲: اگر بعد از اجرای قانون ۱، $u, w \in V'$ و هردوی آنها همسایه v باشند و

$N(v) \subseteq N(u) \cup N(w)$ در G باشد و $id(v) = \min\{id(u), id(v), id(w)\}$ در این صورت v را غلط

علامت گذاری کرده و از مجموعه غالب متصل V' حذف می کنیم. به عبارت دیگر اگر دو همسایه غالب

v ، آن را پوشش می دهند می توان v را حذف کرد. مجموعه نتیجه بعد از این مرحله نیز $(V' = V' - v)$

یک مجموعه غالب متصل در G خواهد بود.

بعد از انجام تمامی این مراحل مجموع غالب متصل نهایی ساخته می شود. کل فرآیند در دو مرحله

انجام می شود و پیچیدگی پیغام برابر $O(n)$ بوده که n نمایش دهنده تعداد گره ها در شبکه است.

۳-۳-۲-۲ پیاده سازی الگوریتم توزیع شده

الگوریتم مجموعه غالب متصل توزیع شده در این مقاله بدین شکل عمل می کند : ابتدا هر گره

اطلاعات همسایگی خود را به تمامی همسایگان خود که به فاصله یک هاپ از آن قرار دارند انتشار^۱

می دهد. سپس بعد از اینکه همین اطلاعات را از همسایگان خود دریافت می کند در صورتی که بیش از

یک همسایه غیر مجاور داشته باشد خود را گره غالب معرفی می کند. سپس مرحله هرس را طبق بخش

قبل پیاده سازی می کند تا مجموع غالب متصل نهایی نتیجه شود. ممکن است به دلیل متحرک بودن گره ها

و یا تصادم^۲، داده از گره های مجاور نرسد در این صورت نیز فرآیند با کارایی پایین تر ادامه می یابد.

^۱ Broadcast

^۲ Collision

به دلیل متحرک بودن داده‌ها باید الگوریتم ساخت به صورت متناوب اجرا شود. پریود اجرای مجدد الگوریتم ساخت بسته به میزان تحرک داده‌ها است اگر داده‌ها خیلی سریع حرکت می‌کنند، این الگوریتم نیز باید دفعات بیشتر اجرا گردد تا مجموعه غالب متصل درستی را داشته باشیم. ولی باید متذکر شویم که این الگوریتم نمی‌تواند تضمین کند که همیشه ما یک مجموعه غالب متصل را خواهیم داشت بنابراین الگوریتم بهترین راه حل موجود را ارائه می‌دهد.

۲-۳-۴ تحلیل هزینه

پیچیدگی پیغام الگوریتم توزیع شده $\Theta(n)$ است که n تعداد گره‌ها در شبکه است. توزیع بسته‌های ارسال شده به شکل زیر است:

بسته‌های Hello: تعداد n ، هر گره یک بسته را در ابتدا ارسال می‌کند.

بسته‌های مربوط به لیست همسایگان: تعداد n ، هر گره یکی را ارسال می‌کند.

بسته‌های اعلام گره غالب: تعداد $d \leq n$ ، تعداد گره‌های d که غالب علامت‌گذاری شده هر کدام یک‌بار بسته را انتشار می‌دهند.

بسته‌های گره‌های غالب کنسل شده: تعداد $m < d \leq n$ ، هر گره که از حالت غالب خارج می‌شود یک بسته را ارسال می‌کند.

تعداد کل پیغام‌های ارسال شده $t = (2n + d + m)$ است که $2n \leq t < 4n$.

۴-۲-۲ پروتکل جستجوی داده مقیاس پذیر

در این پروتکل، جستجوی داده از طریق ارسال درخواست برای اعضای اسکلت مجازی صورت می‌گیرد. همه گره‌های دیگر به طور مستقیم به این گره‌ها متصل هستند. بدین صورت درخواست جستجو تنها برای یک مجموعه محدود ارسال می‌شود. بنابراین تعداد گره‌های درگیر در جستجو بسیار کاهش می‌یابد و تعداد پیغام‌ها نیز کاهش می‌یابد.

برای جستجوی مستقیم داده‌ها در شبکه‌های ویژه، درخواست را در شبکه پخش^۱ می‌کنیم. روش دیگر برای جستجوی داده‌ها، درخواست داده به صورت مستقیم از یک گره خاص است که در این حالت هر گره شناسه^۲ داده خواسته شده را با خودش مقایسه می‌کند که در این حالت به پروتکل‌های مسیریابی^۳ همانند AODV[۷] و DSR[۶] نیاز داریم. هر دوی این روش‌ها در شبکه‌های بزرگ بیسیم دارای مشکلات جدی همانند تصادم و نزاع^۴ هستند [۲۴ و ۲۵]. ولی روش پیشنهادی در این مقاله علاوه بر اینکه نیازهای شبکه‌های بزرگ بیسیم را در نظر می‌گیرد سعی می‌کند سادگی روش‌های مستقیم را نیز حفظ کند. حال جزئیات این روش را تشریح می‌کنیم.

¹ Flood

² Identification

³ Routing

⁴ Contention

۲-۲-۴-۱ انواع گره‌ها

در این پروتکل گره‌ها به دو بخش تقسیم می‌شوند یکی آن‌هایی که گره‌های اسکلت‌بندی یا غالب هستند و دیگری گره‌های انتهایی سیستم و یا غیر غالب. انتخاب یک گره در سیستم به عنوان گره غالب بسته به اطلاعات اتصالی گره است. گره‌های انتهایی سیستم تنها می‌توانند درخواست داده را به یکی از اعضای اسکلتی در همسایگی خود ارسال کنند که ما به این کار تزریق داده^۱ می‌گوییم. از طرفی گره‌های اسکلتی فرآیند اصلی جستجو را انجام می‌دهند.

۲-۲-۴-۲ جستجو

یک گره اسکلتی یکی از کارهای زیر را در فرآیند جستجو انجام می‌دهد:

- ایجاد و ارسال یک درخواست به گره‌های اسکلتی که در همسایگی آن هستند.
- هدایت^۲ یک درخواست دریافت شده به گره‌های اسکلتی که در همسایگی آن هستند.
- دریافت یک درخواست که توسط یک گره انتهایی یا اسکلتی ایجاد شده است.
- دریافت یک درخواست که از یک گره اسکلتی هدایت شده است.

¹ Data Injection

² Forward

در حالت اول و دوم گره اسکلتی درخواست را در اسکلت تزریق می‌کند. تنها در صورتی یک گره

اسکلتی درخواست را در سیستم تزریق می‌کند که یا خودش داده مورد جستجو را نداشته باشد و یا آن

داده در فاصله دو هاپ از آن وجود نداشته باشد.

این موضوع را خاطرنشان می‌کنیم که هر گره همسایگان خود و همسایگان همسایگان خود (به فاصله

دو هاپ) را می‌شناسد. بنابراین اگر داده را داشته باشد آن را مستقیماً به درخواست کننده ارسال می‌کند و

اگر حالت دوم باشد درخواست را به گره اسکلتی مناسب که یا صاحب داده است و یا محل داده را

می‌داند، ارسال می‌کند.

گره‌های انتهایی دارای نقش خیلی فعالی در جستجوی اطلاعات نیستند. آن‌ها هیچ بسته داده‌ای را

هدایت نمی‌کنند. گره‌های انتهایی عمدتاً درخواست‌های خود را برای گره‌های اسکلتی ارسال می‌کنند تا

آن‌ها داده را در شبکه جستجو کنند. بعد از اینکه یک درخواست به گره‌های اسکلتی تزریق شد وظیفه

این گره‌ها جستجوی داده خواسته شده و انتقال این اطلاعات به گره درخواست کننده است. اگر در

گره‌های انتهایی نیز داده خواسته شده در فاصله دو هاپ از گره قرار داشته باشد، درخواست مستقیماً به

همسایه مناسب گره اسکلتی ارسال می‌شود در غیر این صورت درخواست از طریق گره اسکلتی تصادفی

تزریق می‌شود.

در هنگام جستجو و یا هدایت اطلاعات، هر گره در گیر در این فرآیند یک چندتایی شامل <شناسه

گره درخواست کننده ، فاصله با واحد هاپ از گره درخواست کننده> را برای هر گره ایجادکننده و یا

هدایت کننده اطلاعات، در داخل یک ساختار داده همراه با یک کلید یکتا(همانند جدول هش¹) به شکل زیر ذخیره می کند:

<عنصر درخواست شده، ایجاد کننده، شناسه بسته>

سپس از جدول هش برای مسیریابی داده های دریافت شده به مقصد نهایی استفاده می کنند و هنگامی که داده دریافت می شود این جدول به روزرسانی می شود. از آنجایی که تمامی درخواست ها در جدول هش دارای یک کلید یکتا هستند گره ها می توانند درخواست های قبلی را تشخیص داده و درخواست های تکراری را نادیده بگیرند.

۲-۲-۴ دریافت داده

یک گره اسکلتی در یکی از حالات زیر در فرآیند دریافت داده شرکت می کند:

- اگر یک درخواست برای اطلاعاتی را دریافت می کند که خود صاحب آن است.
- اگر یک بسته داده را از یک گره اسکلتی و یا نهایی دریافت می کند که در هنگام فرآیند جستجو درخواستی برای آن صادر شده است.
- اگر خودش ایجاد کننده درخواست است.

¹ Hash table

در حالت اول، داده درخواست شده در یک بسته شبکه به همراه یک کلید یکتا بسته‌بندی شده و به گره همسایه‌ای که درخواست از آن آمده است، ارسال می‌شود. کلید داده بسته‌بندی به صورت چندتایی زیر است:

< شناسه داده ارسالی، گره مقصد بسته داده، شناسه بسته درخواستی >

در حالت دوم، گره اسکلتی ساختار داده عناصر درخواستی خود را (جدول هش) با استفاده از کلید بسته داده دریافتی بررسی می‌کند تا داده دریافتی را با شناسه گره درخواست کننده مطابقت کند. اگر چنین درخواست کننده‌ای در ساختار داده عناصر درخواستی موجود باشد، آنگاه بسته دریافتی مستقیماً به آن درخواست کننده هدایت می‌شود و این درخواست از لیست عناصر درخواستی حذف می‌شود تا از ارسال چندباره همان بسته داده جلوگیری کند. اگر چنین چیزی موجود نباشد، آنگاه بسته دریافتی نادیده گرفته می‌شود.

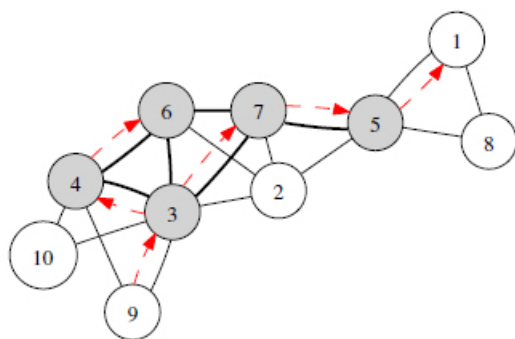
اگر حالت سوم برقرار باشد، گره اسکلتی کلید بسته دریافتی را در ساختار داده عناصر درخواستی خود جستجو می‌کند، اگر درخواست کننده خودش باشد داده را در حافظه خود قرار داده و فرآیند را تکمیل می‌کند.

دریافت داده در گره‌های انتهایی ساده است. هر بسته داده دریافتی درخواست همین گره است. چندین دریافت داده برای یک درخواست ممکن نیست زیرا این مسئله قبل از رسیدن به گره انتهایی در گره اسکلتی حل می‌شود. در اسکالر، گره‌های اسکلتی خیلی بیشتر از گره‌های انتهایی انرژی و پهنای باند

مصرف می‌کنند، زیرا که آن‌ها گره‌های انتهایی را تحت پوشش قرار داده و بیشتر کار ارسال و دریافت داده‌ها را انجام می‌دهند. از طرفی اسکلت مجازی دینامیک بوده و به صورت دوره‌ای به‌روزرسانی می‌شود تا بتواند تغییر ساختار ناشی از حرکت گره‌ها را پشتیبانی کند. بنابراین ممکن است که بعضی از گره‌های انتهایی در یک دوره گره اسکلتی شوند و بالعکس.

۴-۲-۲ یک سناریوی نمونه

همان‌طور که در شکل ۲-۲ مشاهده می‌کنید، گره‌های خاکستری رنگ گره‌های اسکلتی و بقیه گره‌ها انتهایی هستند. گره‌های اسکلتی با خطوط پررنگ به هم متصل شدند. در این سناریو گره ۹ داده‌ای را از



شکل ۲-۲: یک سناریوی نمونه. گره ۹ عنصر داده ۱ را درخواست می‌کند. خطوط قرمز انتشار درخواست را

نشان می‌دهند.

گره شماره ۱ در زمان t درخواست می‌کند. نمای گراف دیسک واحد شبکه در زمان $t + \Delta t$ در

شکل ۲-۲ نمایش داده شده است. این فرآیند به شکل زیر صورت می‌گیرد:

۱ - گره ۹ داده ۱ (صاحب آن گره ۱) را درخواست کرده و گره‌های همسایه خود را جستجو می‌کند تا یک گره اسکلتی پیدا کند. در این حالت یک گره اسکلتی را به تصادف انتخاب می‌کند (شماره ۳) و درخواست را به آن گره ارسال می‌کند.

۲ - گره ۳ درخواست داده را دریافت کرده و اگر خودش صاحب داده باشد آن را به گره ۹ ارسال می‌کند. در غیر این صورت همسایگی به فاصله یک و دو هاپ خود را بررسی می‌کند، اگر صاحب داده در این همسایگی یافت شود درخواست را به آن گره ارسال می‌کند که در اینجا گره ۳ داده را در این فاصله همسایگی پیدا نمی‌کند بنابراین درخواست را به دو گره اسکلتی به تصادف (در اینجا تعداد ۲ انتخاب شده) ارسال می‌کند.

۳ - هنگامی که گره‌های ۴ و ۷ این درخواست را از گره ۳ دریافت می‌کنند، همانند گره ۳ همسایگی به فاصله یک و دو هاپ خود را بررسی می‌کنند. گره شماره ۷ مشاهده می‌کند که گره ۱ در همسایگی گره اسکلتی ۵ که همسایه خودش است، می‌باشد. بنابراین گره ۷ درخواست خود را به گره ۵ ارسال می‌کند. از طرفی دیگر گره شماره ۴ نمی‌داند که گره ۱ کجاست به همین دلیل درخواست خود را به یکسری از گره‌های اسکلتی تصادفی ارسال می‌کند.

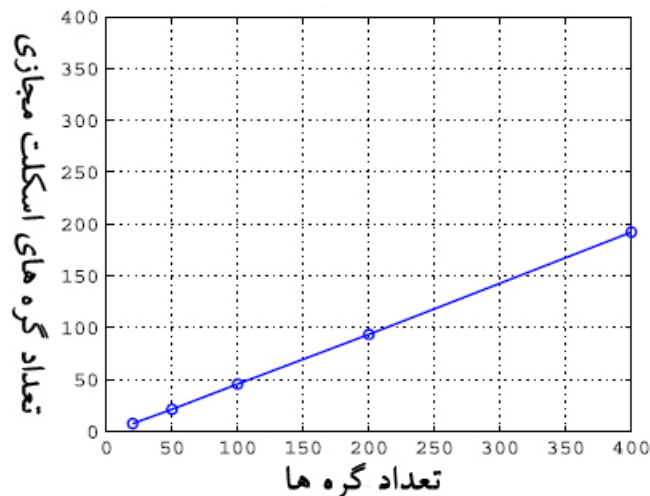
۴ - گره ۶ درخواست خود را به یکسری از گره‌های اسکلتی در همسایگی خود ارسال می‌کند. در این حالت گره‌های ۳ و ۷ این درخواست را نادیده می‌گیرند.

۵ - هنگامی که گره ۵ درخواست گره ۷ را دریافت می‌کند، درخواست را به گره ۱ ارسال می‌کند. گره ۱ داده را بسته‌بندی کرده و آن را به گره ۵ ارسال می‌کند. سپس تمامی گره‌هایی که در درخواست داده شرکت کرده بودند، به عنوان مسیر برگشت مورد استفاده قرار می‌گیرند.

۵-۲-۲ پیچیدگی پیغام

هدف استفاده از ساختار اسکلتی مجازی برای جستجوی اطلاعات در شبکه‌های ویژه کاهش تعداد گره‌هایی است که جستجوی اطلاعات را انجام می‌دهند، درحالی‌که دسترسی داده‌ها را به همان اندازه راه‌های بر اساس پخش حفظ می‌کند. برای محاسبه پیچیدگی پیغام بدترین حالت را در نظر می‌گیریم. اگر تعداد گره‌ها در اسکلت مجازی را V' در نظر بگیریم، آنگاه هر کدام از این گره‌ها می‌توانند درخواست داده واحد را تنها برای یک‌بار به همسایگان اسکلتی خود ارسال کنند و از آنجایی که تنها گره‌های اسکلتی می‌توانند درخواست‌های داده را هدایت کنند تعداد پیغام‌های ارسالی در شبکه برای یک داده به تعداد محدود $O(K*V')$ خواهد بود. درحالی‌که V' گراف کاهش یافته که به وسیله مجموعه غالب متصل ایجاد شده می‌باشد. این نتیجه نشان می‌دهد که مقیاس‌پذیری پروتکل ما وابسته به اندازه مجموعه غالب متصل است. شکل ۲-۳ نشان می‌دهد که هر چه تعداد گره‌های شبکه افزایش یابد، اندازه اسکلت مجازی نیز بزرگ‌تر می‌شود. گراف مورد نظر از نتایج شیه‌سازی ما از مجموعه غالب متصل توزیع شده، ایجاد شده است. می‌دانیم که مسئله پیدا کردن مجموعه غالب متصل مینیمم یک مسئله NP-Complete

است، بنابراین تقریب‌های بهتر جهت ساخت اسکلت مجازی، مقیاس‌پذیری پروتکل جستجوی داده را افزایش می‌دهد.



شکل ۲-۳: تعداد گره‌های اسکلتی

۶-۲-۲ تکثیر انفعالی

مکانیزم تکثیر انفعالی ما در بالای پروتکل جستجوی داده مقیاس‌پذیر ساخته شده است. این مکانیزم به صورت انفعالی عمل می‌کند، زیرا تصمیم تکثیر موقعی گرفته می‌شود که داده دریافت شده است و نیازی به تبادل صریح بسته‌های کنترلی تکثیر وجود ندارد. بنابراین این نوع تکثیر، سربار کنترلی تکثیرهای دیگر را ندارد و به همین دلیل هزینه اضافی را بر دوش پروتکل جستجوی داده مقیاس‌پذیر قرار نمی‌دهد.

علاوه بر آن احتمال یافتن داده در فاصله نزدیک‌تر افزایش یافته و این امر باعث کاهش هزینه کلی پیغام در پروتکل جستجوی داده مقیاس‌پذیر می‌شود.

هر دوی گره‌های انتهایی و اسکلتی می‌توانند تصمیم تکثیر را با به‌کارگیری قوانین بخش ۲-۲-۸ اتخاذ کنند. در کل تصمیم تکثیر برای یک عنصر داده بر اساس فاصله تا صاحب داده و فرکانس درخواست صورت می‌گیرد. هدف تکثیر این است که داده‌های دور را تکثیر کند تا میزان درخواست‌هایی که در اسکلت مجازی پخش می‌شوند، کاهش یابد. علاوه بر فاصله (شمارش هاپ)، تکثیر انفعالی فرکانس درخواست یک عنصر داده را در طول دوره انجام تصمیم تکثیر در نظر می‌گیرد. بنابراین اگر یک عنصر داده در طی یک دوره زمانی خاص مرتباً درخواست شود (اگر چه شمارش هاپ آن کوچک‌تر از داده دریافت شده دیگر باشد)، می‌تواند برای تکثیر انتخاب شود. تکثیر انفعالی کش‌های^۱ محلی گره‌ها را نیز تنظیم می‌کند تا درخواست‌هایی که هزینه بالاتری دارند، کش شوند. هزینه کش بر اساس یک تابع مشترک برای تمامی انواع گره‌ها محاسبه می‌شود که در بخش بعد به آن پرداخته می‌شود.

۷-۲-۲ تابع هزینه

¹ Cache

تابع هزینه ما از اطلاعات سوابق فرکانس درخواست و فاصله (شمارش هاپ) تا صاحب داده استفاده می‌کند. هدف تکثیر انفعالی، تکثیر داده‌های دور که مرتباً درخواست می‌شوند است. تابع هزینه در گره M_j برای عنصر داده d_i عبارت است از:

$$\text{cost}(\alpha_i, h_{ij}) = \frac{\alpha_i}{\sum_{k \in D} \alpha_k} * h_{ij} \quad (1)$$

که در آن α_i سابقه فرکانس درخواست محلی عنصر داده d_i و h_{ij} تعداد هاپ بین گره M_j و گرهی است که عنصر داده d_i از آن فرستاده شده است. D مجموعه تمامی عناصر داده موجود در سیستم است. این تابع هزینه بالاتری برای عناصر داده دور که مرتباً درخواست می‌شوند، در نظر می‌گیرد. بدین وسیله داده‌های دارای هزینه بالاتر تکثیر شده و این امر باعث کاهش هزینه درخواست‌های بعدی برای این داده‌ها در سیستم می‌شود. زیرا که به دلیل تکثیر، h_{ij} در درخواست بعدی برای این عنصر داده کاهش یافته و در نتیجه تابع هزینه کاهش می‌یابد. علاوه بر آن یک تکثیر اضافی در گره اسکلتی در میانه مسیر داده، میزان دسترسی داده را در صورتی که مسیر طولانی باشد، بهبود می‌یابد. این نوع تکثیر در شبکه‌های با مقیاس بزرگ معنا پیدا می‌کند. مکانیزم تکثیر انفعالی باعث می‌شود که در هنگام جستجو برای یافتن صاحب یک عنصر داده اگر آن عنصر داده در گره‌های اسکلتی موجود باشد، جستجو متوقف شده و ارسال اطلاعات آغاز می‌شود.

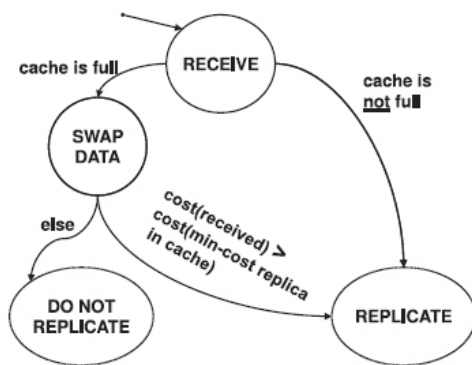
۸-۲-۲ تصمیم تکثیر

یک گره اسکلتی در صورتی تصمیم به تکثیر می‌گیرد که یکی از شرایط زیر برقرار باشد (همانند شکل ۴-۲).

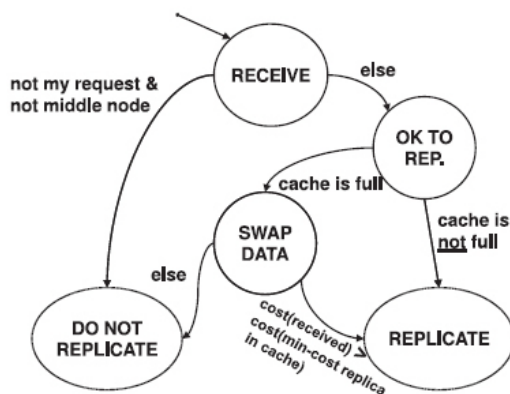
- اگر داده دریافتی، داده درخواستی همین گره اسکلتی بوده (درخواست هدایت شده نیست) و هزینه عنصر داده دریافتی از عنصر داده با پایین‌ترین هزینه تکثیر شده در کش سیستم بالاتر باشد، آنگاه عنصر داده به تازگی رسیده جایگزین عنصر داده با پایین‌ترین هزینه خواهد شد. اگر کش سیستم دارای فضای خالی باشد، آنگاه گره نیاز به مقایسه هزینه برای تکثیر ندارد و عنصر داده کش می‌شود. این کار جهت بهره‌برداری حداکثر از فضای کش صورت می‌گیرد.
- اگر عنصر داده دریافتی نتیجه هدایت درخواست است، آنگاه گره اسکلتی موقعیت خود را در مسیر بین فرستنده و گیرنده داده بررسی می‌کند (به وسیله مقایسه شمارش هاپ درخواست هدایت شده و بسته درخواست رسیده). اگر خودش در میانه مسیر است ممکن است تصمیم به تکثیر عنصر داده بگیرد. تصمیم تکثیر وابسته به مقایسه هزینه بین عنصر داده دریافتی با عنصر داده با پایین‌ترین هزینه در کش پر می‌باشد. البته اگر کش خالی باشد، گره داده دریافتی را بدون مقایسه تکثیر خواهد کرد.

تصمیم تکثیر گره نهایی در شکل ۵-۲ نشان داده شده است. چون گره نهایی همانند گره اسکلتی در فرآیند هدایت اطلاعات نقشی ندارد، تصمیم تکثیر را بر اساس میانه مسیر بودن نمی‌گیرد. بنابراین یک گره نهایی تصمیم تکثیر را تنها با توجه به شرط زیر می‌گیرد:

- اگر هزینه عنصر داده دریافتی از عنصر داده با پایین‌ترین هزینه تکثیر شده در کش سیستم بالاتر باشد، آنگاه عنصر داده به تازگی رسیده جایگزین عنصر داده با پایین‌ترین هزینه خواهد شد. اگر کش سیستم دارای فضای خالی باشد، آنگاه گره نیاز به مقایسه هزینه برای تکثیر ندارد و عنصر داده کش می‌شود.



شکل ۵-۲: درخت تصمیم تکثیر - گره‌های انتهایی



شکل ۴-۲: درخت تصمیم تکثیر - گره‌های اسکلتی

شکل ۲-۶ یک نمونه از تصمیم تکثیر برای گره انتهایی شماره ۹ (M_9) را نشان می‌دهد. این گره

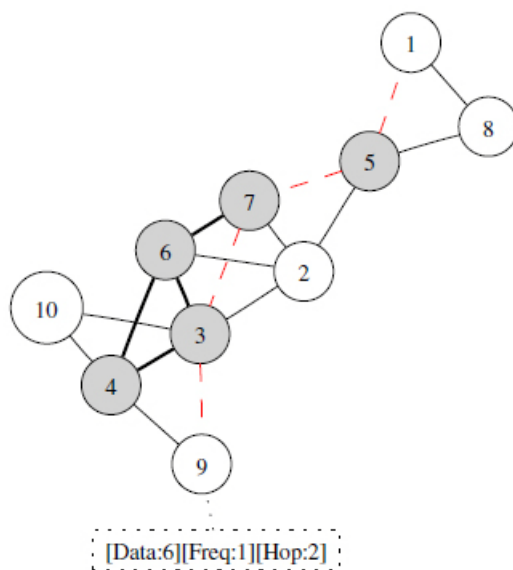
عنصر داده شماره ۱ (d_1) را درخواست می‌کند. هنگامی که M_9 عنصر داده d_1 را دریافت می‌کند،

حافظه آن با عنصر داده d_6 پر شده است، بنابراین باید برای تکثیر داده تصمیم بگیرد. در این شرایط M_9

باید هزینه عنصر دریافت شده را با عنصر داده با پایین‌ترین هزینه در حافظه خود، در اینجا d_6 مقایسه

کند. اگر فرض کنیم که هزینه d_1 (محاسبه شده توسط تابع هزینه) بزرگ‌تر از هزینه d_6 باشد، M_9 عنصر

داده d_1 را بجای d_6 تکثیر می‌کند.



شکل ۲-۶: نمونه‌ای از سناریوی تکثیر-گره: M_9 عنصر داده d_1 را درخواست می‌کند، درحالی‌که حافظه آن

توسط d_6 پر شده است.

۱۰-۲-۲ آزمایش‌های انجام گرفته

ما از یک محیط شبیه‌سازی شده برای آزمایش‌ها خود استفاده می‌کنیم. دو نوع آزمایش را برای مقایسه کار آیی اسکالر با دیگر پروتکل‌های جستجو و تکثیر مقیاس‌پذیر انجام دادیم:

مقایسه اسکالر با پروتکل‌های جستجوی دیگر همانند $AODV^1$.

مقایسه اسکالر با روش‌های تکثیر همانند SAF^2 و $DAFN^3$.

معیارهای مقایسه در این آزمایش عبارت‌اند از:

- نسبت موفقیت: نسبت تعداد درخواست‌های دسترسی موفق به کل درخواست‌های دسترسی است. این معیار بسیار مهم بوده و میزان دسترسی داده را هنگام جستجو و تکثیر مشخص می‌سازد.
- عمق متوسط پرس و جوها: متوسط تعداد گره‌هایی (یا هاپ) که هنگام یافتن داده درخواست شده، به وسیله یک پرس و جو پیمایش می‌شود.
- بسته‌های ارسال‌شده توسط یک گره: متوسط تعداد بسته‌هایی که توسط یک گره ارسال می‌شود. که این شامل هر بسته ارسال شده توسط گره می‌شود.

۱۱-۲-۲ مقایسه کار آیی اسکالر با پروتکل‌های جستجوی دیگر

¹ Ad-hoc On Demand Distance Vector

² Static access frequency

³ Dynamic access frequency and neighborhood

در اینجا ما کار آبی اسکالر را در شرایط مختلف شبکه تحلیل کرده و آن را با پروتکل های جستجوی داده دیگر، در اینجا پروتکل مسیریاب AODV مقایسه می کنیم.

ما نتایج را به طور کلی تشریح می کنیم. در صورتی که می خواهید جزئیات نتایج را مشاهده کنید لطفاً به مقاله اصلی مراجعه کنید [۲۶].

با مقایسه نتایج مشاهده می کنیم، هنگامی که تعداد گره ها در شبکه افزایش می یابد، در هر دوی پروتکل ها نسبت موفقیت کاهش می یابد ولی کار آبی اسکالر بهتر از AODV است. همچنین هنگامی که گره ها افزایش می یابند، تعداد بسته های ارسال شده در شبکه افزایش یافته و این امر در پروتکل AODV باعث ایجاد تصادم و نزاع^۱ می شود. در حالی که اسکالر سربار پیغام ها را پایین نگه داشته و بنابراین در این شرایط بهتر عمل می کند.

هنگامی که تراکم شبکه بالا می رود نسبت موفقیت اسکالر بالاتر می رود، این در حالی است که میزان دسترسی داده در AODV کاهش می یابد. اگر تراکم شبکه بالا رود، اندازه مجموعه غالب متصل کاهش می یابد، بنابراین میزان بسته های ارسالی به ازای گره ها کم می شود.

در مورد افزایش بار شبکه نیز اسکالر خیلی بهتر از AODV عمل می کند، تنها هنگامی که میزان بار شبکه، دو درخواست در ثانیه است AODV میزان دسترسی داده بالاتری دارد.

¹ Collision and Contention

۲-۱۱-۱ مقایسه اسکالر با روش‌های تکثیر همانند SAF و DAFN

ما این مقایسه را توسط شبیه‌سازی سناریوهای واقعی انجام می‌دهیم. نتایج نشان می‌دهند که در شبکه‌های با تراکم گره کم، اسکالر در مقایسه با SAF و DAFN نسبت موفقیت بسیار بالایی را نشان می‌دهد. اگرچه هنگامی که تعداد گره‌ها افزایش می‌یابد، کار آبی تمامی الگوریتم‌ها کاهش می‌یابد. ولی دسترسی داده در اسکالر بهتر از دو روش دیگر است. علاوه بر آن تعداد بسته‌های ارسالی در هر گره در DAFN بسیار بالا است و این امر به دلیل جابجایی دوره‌ای تکثیرها می‌باشد.

در شبکه‌های با تراکم بالا کار آبی SAF و DAFN تغییر نمی‌کند ولی میزان دسترسی داده‌ها در اسکالر به میزان قابل توجهی افزایش می‌یابد.

۲-۱۲-۲ نتیجه

اسکالر یک پروتکل جستجو و تکثیر برای شبکه‌های موبایل ویژه است. این روش بسیار کم هزینه (از لحاظ میزان سربار پیغام) بوده بنابراین می‌تواند برای شبکه‌های با مقیاس بزرگ مورد استفاده قرار گیرد. ما کار آبی اسکالر را با پروتکل‌های جستجوی داده AODV و همچنین پروتکل‌های تکثیر معروف در چند سناریوی کاربردی مختلف، مقایسه کردیم. نتایج نشان دادند که اسکالر بسیار بهتر از پروتکل‌های دیگر عمل می‌کند و می‌تواند در شبکه‌های با تراکم گره بالا به خوبی عمل کند. درحالی‌که پروتکل‌های دیگر جستجو و تکثیر هنگامی که تعداد گره‌ها از یک حدی بالاتر می‌روند، نمی‌توانند کار آبی خود را حفظ

کنند، مخصوصاً در شرایطی که میزان تراکم گره‌های شبکه بالا باشد. دلیل کاهش کار آیی افزایش توانی ترافیک پیغام‌ها به دلیل افزایش تعداد گره‌ها و یا تراکم است.

روش تکثیر انفعالی مورد استفاده در اسکالر، پیغام‌های کنترلی صریحی را به سیستم تحمیل نمی‌کند و هنگامی که یک عنصر داده جدید به وسیله گره اسکلتی دریافت می‌شود، تصمیم تکثیر را اتخاذ می‌کند. تصمیم تکثیر بر اساس آمار درخواست دسترسی محلی عنصر داده دریافت شده و فاصله تا گره درخواست‌کننده صورت می‌گیرد. می‌توانیم نتیجه‌گیری کنیم که ساختار اسکلت مجازی اسکالر به همراه پروتکل جستجوی مقیاس‌پذیر آن میزان سربار پیغام‌ها در این پروتکل را در حد پایین حفظ می‌کند. بنابراین اسکالر یک روش جستجو و تکثیر سبک است که در شبکه‌های با مقیاس و تراکم گره بالا بسیار خوب عمل می‌کند.

- [1] IEEE P802.11/D10, January 14, 1999.
- [2] James A. Freebersyser, Barry Leiner, A DoD perspective on mobile ad hoc networks, in: Charles E. Perkins (Ed.), Ad Hoc Networking, Addison Wesley, Reading, MA, 2001, pp. 29-51.
- [3] M.S. Corson, J. Macker, and S. Batsell, Architectural Considerations for Mobile Mesh Networking, In Proceedings of IEEE MILCOM, October 1996.
- [4] C.E. Perkins and P. Bhagwat, Highly Dynamic Destination Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers, In computer Comm. Review, October 1994, 234-244.
- [5] S. Murthy and J.J. Garcia-Luna-Aceves, An efficient routing protocol for wireless networks, In ACM Mobile Networks and Applications Journal, October 1996, 183-197.
- [6] D. Johnson and D. Maltz, Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks, Mobile Computing, Kulwer Academic, 1996, 153-181.
- [7] C.E. Perkins and E. Royer, Ad hoc on-demand distance vector routing, IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, February 1999, 90-100.
- [8] Z. Haas ET. Al, The Performance of query control schemes for the zone routing protocol, In ACM SIGCOMM, 1998.
- [9] K. Xu and M. Gerla, A heterogeneous routing protocol based on a new stable clustering scheme, in Proc. of IEEE Milcom, Oct. 2002, pp. 838-843.
- [10] C.-C. Chiang, H.-K. Wu, W. Liu, and M. Gerla, Routing in clustered multihop, mobile wireless networks with fading channel, in Proc. IEEE Singapore Int. Conf. on Networks, 1997, pp. 197-211.
- [11] T. Hara, S.K. Madria, Data replication for improving data accessibility in ad hoc networks, IEEE Transactions on Mobile Computing 5 (11) (2006) 1515-1532.
- [12] C. Chiang, H. Wu, W. Liu, M. Gerla, Routing in clustered multihop, mobile wireless networks with fading channel, in: Proceedings of IEEE SICON, vol. 97, 1997, pp. 197-211.
- [13] P. Pabmanabhan, L. Gruenwald, DREAM: a data replication technique for real-time mobile ad-hoc network databases, in: Proceedings of the 22nd International Conference on Data Engineering, 2006, ICDE'06, 2006, pp. 134.

- [14] A. Mondal, S. Madria, M. Kitsuregawa, ♢ CLEAR: an efficient context and location-based dynamic replication scheme for mobile-p2p networks, ♢ in: Proc. of International Conference on Database and Expert Systems Applications. DEXA, 2006.
- [15] T. Hara, S.K. Madria, ♢ Consistency management strategies for data replication in mobile ad hoc networks, ♢ IEEE Transactions on Mobile Computing 8 (7) (2009).
- [16] A. Mondal, S. Madria, M. Kitsuregawa, ♢ CADRE: a collaborative replica allocation and deallocation approach for mobile-P2P networks, ♢ in: 10th International Database Engineering and Applications Symposium, 2006, IDEAS ♢06, 2006, pp. 21 ♢28.
- [17] Z. Torbey, N. Bennani, L. Brunie, D. Coquil, ♢ Performance evaluation for cream: User-centric replication model, ♢ in: 11th Annual International Conference on New Technologies of Distributed Systems NOTERE), 2011, pp. 1 ♢8.
- [18] L. Yin, G. Cao, ♢ Supporting cooperative caching in ad hoc networks, ♢ IEEE Transactions on Mobile Computing 5 (1) (2006) 77 ♢89.
- [19] Y. Du, S. Gupta, ♢ COOP-a cooperative caching service in MANETs, ♢ in: Joint International Conference on Autonomic and Autonomous Systems and International Conference on Networking and Services, 2005, ICAS ♢ ICNS, 2005, pp. 58.
- [20] B. Tang, H. Gupta, S. Das, ♢ Benefit-based data caching in ad hoc networks, network protocols, 2006, ♢ in: 14th IEEE International Conference on Proceedings of the 2006, ICNP ♢06, 2006, pp. 208 ♢217.
- [21] W. Lau, M. Kumar, S. Venkatesh, ♢ A cooperative cache architecture in support of caching multimedia objects in MANETs, ♢ in: Proceedings of the 5th ACM International Workshop on Wireless Mobile Multimedia, 2002, pp. 56 ♢63.
- [22] S. Guha, ♢ Approximation algorithms for connected dominating sets, ♢ Algorithmica 20 (4) (1998) 374 ♢387.
- [23] J. Wu, H. Li, ♢ On calculating connected dominating set for efficient routing in ad hoc wireless networks, ♢ in: Proceedings of the 3rd International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing And Communications, 1999, pp. 7 ♢14.
- [24] X. Zhang, G. Riley, ♢ Scalability of an ad hoc on-demand routing protocol in very large-scale mobile wireless networks, ♢ Simulation 82 (2) (2006) 131 ♢142.
- [25] Y. Tseng, S. Ni, Y. Chen, J. Sheu, ♢ The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network, ♢ Wireless Networks 8 (2) (2002) 153 ♢167.

- [26] Emre Atsan , Ozgur Ozkasap, Scalar: Scalable data lookup and replication protocol for mobile ad hoc networks, Computer Networks, In Press, Corrected Proof, 28 August 2013.

Abstract

A mobile ad hoc network consists of mobile platforms which are free to move arbitrarily. Routing and finding data in these networks are very hard due to high mobility of nodes and changing behavior of network topology. All data lookup protocols in Manet depend on underlying routing protocol for their job. This wireless network is infrastructureless and nodes can move rapidly, because of these reasons when number of nodes becomes large routing protocols are unable to find remote data. We propose two methods for overcoming scalability problem in Manet networks. First method uses Cluster Overlay Broadcast with doubling radius broadcast mechanism in a low complexity reactive routing algorithm. Second method makes Connected dominating set from network nodes and do its searching job in dominating set nodes instead of all nodes. Connected dominating set nodes are using replication and caching techniques to improve searching and data lookup processes.

Keywords: Mobile ad hoc Networks, replication, cooperative caching, connected dominating set, Cluster Overlay Broadcast

Data lookup and replication protocols for mobile ad hoc
networks

Sylvie Davoodian

Supervisor: Dr. Arash Ghorbannia Delavar

January 2014