



ارائه شده توسط:

سایت ترجمه فا

مرجع جدیدترین مقالات ترجمه شده

از نشریات معتبر

کنترل توان و خوشه بندی در شبکه های ادهاک

چکیده

در این مقاله، ما مسئله کنترل توان را در زمانی که گره ها توزیع فضایی ناهمگنی دارند در نظر می گیریم. در این شرایط، هدف اصلی استفاده از کنترل توان به ازای هر بسته ، بسته به منبع و مقصد بسته می باشد. این منجر به ایجاد مسئله مشترک می شود که نه تنها شامل کنترل توان است بلکه شامل خوشه بندی می باشد. ما سه راه حل را برای کنترل توان و خوشه بندی مشترک ارائه می کنیم.

نخستین پروتوکل، CLUSTERPOW موجب افزایش ظرفیت شبکه با افزایش استفاده مجدد از فضا می شود. ما یک معماری ساده و مدولار را برای پیاده سازی CLUSTERPOW در لایه شبکه ارائه می کنیم.

دومین پروتوکل که CLUSTERPOW تونل بندی شده است، امکان بهینه سازی را با استفاده از کپسولاسیون می دهد ولی از شیوه کارآمد اجرای آن آگاه نیست.

سومین مورد، MINPOW، است که ایده اصلی آن جدید نیست و یک راه حل مسیر یابی بهینه را با توجه به توان کل مصرف شده در ارتباطات ارائه می کند. هدف ما پیاده سازی MINPOW در لایه شبکه بدون هرگونه پشتیبانی لایه فیزیکی است.

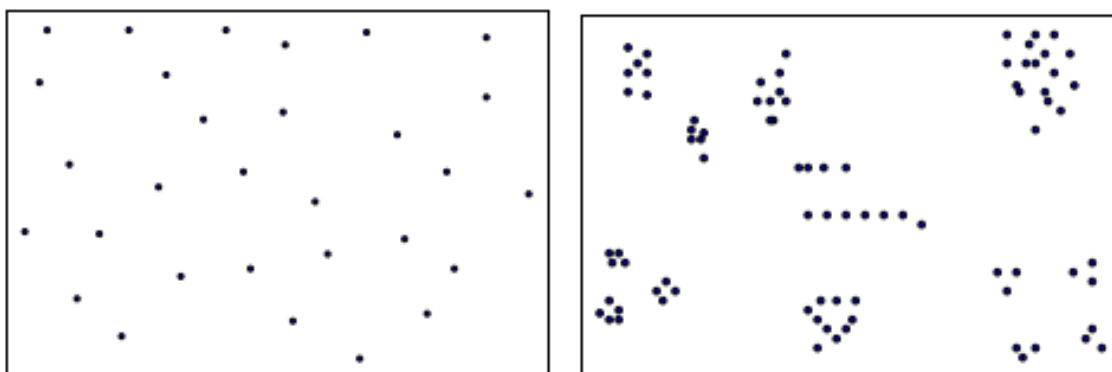
ما اثبات کردیم که همه سه پروتوکل موجب اطمینان از این می شوند که بسته ها در نهایت به مقاصد مطلوب می رسند. ما یک چارچوب معماری نرم افزاری را برای پیاده سازی به عنوان پروتوکل لایه شبکه ارائه می کنیم. معماری یا ساختار فوق با پروتکل مسیر یابی کار می کند و می تواند برای پیاده سازی سایر طرح های کنترل توان استفاده شود. جزئیات پیاده سازی در لینوکس ارائه شده است.

۱- مقدمه

مسئله کنترل توان، انتخاب سطح توان در هر بسته در یک شبکه ادهاک بی سیم است. انتخاب به ازای هر بسته با چندین ملاحظه صورت می گیرد. انتخاب توان انتقالی و دامنه آن بر ظرفیت برد ترافیک شبکه اثر می گذارد و در(۱)

نشان داده شده است که پس از در نظر گرفتن بار بازپخش استفاده از هاپ های کوچک در برابر مداخله ناشی از هاپ های بزرگ، کاهش سطح توان انتقال بهینه است. انتخاب سطح توان بر عمر باطری اثر دارد. در (۲)، نشان داده شده است که برای مدل های تضعیف افت مسیر انتشار، سطوح توان پایین با مسیر یابی بهینه توان مشترک است. این کار با نشان دادن این که مورد دوم منجر به گراف های صفحه ای از مسیر های بهینه توان می شود انجام می شود. به علاوه، کنترل توان بر مسیر یابی اثر دارد زیرا دامنه انتقال دهنده ها بستگی به سطوح انتقال توان دارد. عامل دیگر این است که کنترل توان بر تاخیر انتها به انتها اثر دارد. با سطوح توان پایین، یک بسته تعداد زیادی از هاپ ها را اختیار می کند که به طور خطی موجب افزایش تاخیر به دلیل تاخیر در هر هاپ می شود.

با توجه به پیچیدگی ملاحظات، سوال این است که ۱- چگونه می توان مفهوم مسئله کنترل توان را تبیین کرد؟ ۲- چگونه می توان بین اهداف متعدد ظرفیت، عمر باطری و تاخیر توازن برقرار کرد ۳- چگونه می توان پروتکل مدولار و ظریف را برای کار با معماری OSI توسعه داد؟



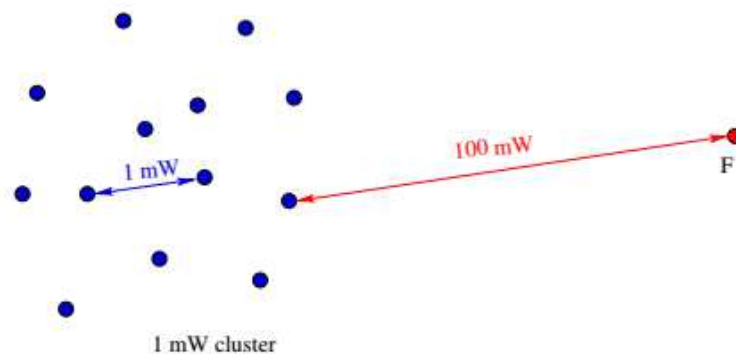
شکل ۱: شبکه های همگن در برابر خوشه بندی شده

اولین راه حل در [۲] ارائه شد. یک پروتکل لایه شبکه ای به نام COMPOW ایجاد شد که اطمینان می دهد که توان ارسالی که توسط تمام گره ها استفاده می شود به یک سطح توان مشترک تقسیم می شود: پایین ترین سطح توان که در آن شبکه متصل است. معماری نرم افزاری نیز با ویژگی های مورد نیاز مدولار و لایه بندی شده توسعه یافت.

پیاده سازی در هسته لینوکس نیز ارائه شد. هنگامی که گره ها به طور همگن در فضا پراکنده می شوند، همانطور که در شکل ۱ (a)، انتخاب یک انتقال انتقال سطح مشترک دارای ویژگی های جذاب متعددی است که در بالا ذکر شده است. با این حال، زمانی که گره ها به صورت غیر همگن پراکنده می شوند همانطور که در شکل ۱ (b)، پایین ترین سطح توان مشترک برای اتصال به شبکه، گروگان گیری گره های دور افتاده است که دور از دیگران است. به عنوان مثال، در شکل ۲، تمام گره ها به غیر از گره F با یکدیگر قابل دسترسی هستند در ۱ mW، یعنی آنها یک خوشه ۱ مگا بایت دارند، اما F فقط با استفاده از توان توان ۱۰۰ mW قابل دسترسی است. الگوریتم COMPOW، طراحی شده برای همگرایی به پایینترین سطح توان، به طوری که شبکه متصل است، به این ترتیب به ۱۰۰ مگاوات می رسد، حتی اگر ۱ مگاوات برای بیشتر ارتباطات کافی باشد.

چنین سناریوهای غیر همگانی برای خوشه بندی رسیده است. یکی از خواسته های گروه ها را به خوشه ها دسته بندی می کند، با خوشه های چندگانه در سطح توان، خوشه بندی را در سطح توان $k + 1$ تشکیل می دهد. چنین خوشه بندی گره ها نمی تواند به سادگی براساس مختصات جغرافیایی باشد، زیرا موانع و سایه ممکن است از دو گره تشکیل یک لینک بی سیم، حتی اگر آنها در نزدیکی نزدیک هستند.

کنترل توان باید در ارتباط با مسیریابی نیز انجام شود، زیرا لازم است ارتباطات را در ذهن نگه دارد، که تنها از طریق وجود مسیرها شناخته می شود. در مقابل، مسیریابی به کنترل توان بستگی دارد؛ زیرا سطح توان تعیین می کند که کدام لینک برای مسیریابی در دسترس است. همه این وابستگی ها باید به نحوی سازگار با معماری لایه ای و مدولار برای سیستم های شبکه حل شود.



شکل ۲: سطح توان مشترک برای شبکه های غیر همگن مناسب نیست

در این کار ما مسئله توان کنترل و خوشه بندی را در شبکه های غیر همگن، یعنی جایی که گره ها در خوشه ها وجود دارند، در نظر می گیریم. هدف این است که انتقال انتقال توان را انتخاب کنید، به طوری که بیشتر ارتباطات درون خوشه در سطحی از سطح انتقال توان است و سطح انتقال قدرت بالاتر تنها در هنگام رفتن به خوشه های مختلف استفاده می شود. ما ارائه خوشه بندی پویا و ضمنی از گره ها بر اساس سطح انتقال توان، به جای آدرس ها یا مناطق جغرافیایی دلخواه. هیچ گره رهبری یا دروازه وجود ندارد ساختار خوشه ای شبکه به صورت خودکار در مسیریابی انجام می شود. ما دو راه حل پیشنهاد می کنیم: پروتکل قدرت توان کنترل CLUSTERPOW و تونلایی شده CLUSTERPOW پروتکل کنترل توان، که هدف آن افزایش ظرفیت شبکه با افزایش استفاده مجدد از فضای است. پروتکل CLUSTERPOW در هسته لینوکس اجرا شده است.

ما همچنین پروتکل مسیریابی و کنترل پروتکل MINPOW را ارائه می دهیم که یک پروتکل مسیریابی بردار با قابلیت مصرف برق به عنوان هزینه پیوند است. ما مساله به طور موثر برآورد هزینه را در نظر می گیریم و در نهایت یک پیاده سازی ساده و کارآمد MINPOW را در هسته لینوکس بدون هیچ گونه پشتیبانی لایه فیزیکی ارائه می دهیم.

الف: مرور منابع

اکثر کار بر روی کنترل توان توانایی را می توان به یکی از سه دسته تقسیم کرد. کلاس اول شامل استراتژی هایی برای پیدا کردن یک انتقال مطلوب انتقال برای کنترل خواص اتصال شبکه یا بخشی از آن است. همانطور که قبلا اشاره شد، در [۲] کنترل توان به عنوان یک مشکل لایه شبکه مفهوم شده است و پروتکل COMPOW ارائه شده است. در [۳] پیشنهاد شده است که هر گره توان انتقال آن را تنظیم می کند به طوری که درجه آن (تعداد همسایه هاپ) محدود می شود. در [۴]، پیشنهاد می شود از کنترل انتقال قدرت برای بهینه سازی متوسط استفاده شود

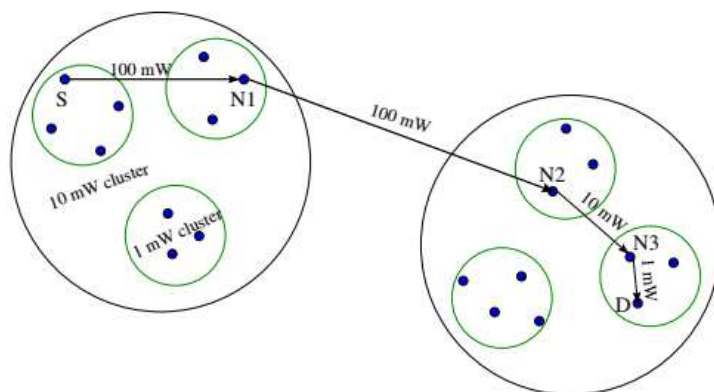
با عبور از کنترل درجه ی یک گره، شبکه را افزایش می دهد. الگوریتم کنترل توپولوژی توزیع شده با استفاده از اطلاعات مسیر در [۵] پیشنهاد شده است. کلاس دوم رویکردها می تواند به نام توان "آگاه" مسیریابی باشد. اکثر طرح ها از یک الگوریتم کوتاه ترین مسیر با یک متریک مبتنی بر توان استفاده می کنند، نه یک معیار مبتنی بر شمارش هپ. برخی از پیشنهادات برای متریک در [۶] شامل انرژی مصرفی هر بسته، زمان پارتیشن بندی شبکه، واریانس عمر باتری گره ها و هزینه انرژی هر بسته است، در حالی که طرح های دیگر در این کلاس در [۷]، [۸] و [۹]. کلاس سوم از رویکردها به تغییر لایه MAC می پردازد. در [۱۰]، پیشنهاد می شود که روش دستیابی IEEE 802.11 را برای اجازه دادن به گره ها در یک سطح کم توان انتقال تغییر دهید، در حالی که [۱۱] پیشنهاد می کند که گره ها را قادر می سازد تا زمانی که فعالانه انتقال یا دریافت نمی شوند، قادر به خاموش شدن باشند. برخی از برنامه های دیگر بر روی صرفه جویی در انرژی با قرار دادن گره ها برای خواب با استفاده از اطلاعات مکانی [۱۲] یا اطلاعات توپولوژیکی محلی به دست آمده با استفاده از پیام های پخش تمرکز می کنند [۱۳].

به طور کلی، مسئله خوشه بندی یکی از طبقه بندی گره ها به صورت سلسله مراتبی به کلاس های هم ارز است، با توجه به ویژگی های خاص. این ویژگی ها می توانند آدرس های گره [۱۴]، مناطق جغرافیایی یا مناطق [۱۵] یا یک همسایگی کوچک (معمولا ۱ یا ۲ هاب) از گره های خاص انتخاب شده به عنوان سرخوشه ها یا رهبران [۱۶] باشد. انتخاب رهبر یا فاز تنظیم خوشه ای از اکتشافات مانند آدرس های گره، گره های گرید، توان انتقال، تحرک یا گره پیچیده تر گره ها که ترکیبی از ویژگی های فوق هستند، مانند [17] WCA و [18] DCA استفاده می کند. سرفصل های خوشه ای را می توان برای مسیریابی، برای تخصیص منابع در میان گره ها در خوشه آن [۱۹] و مدیریت شبکه استفاده کرد. سرفصل های خوشه ای را می توان به عنوان ایستگاه های پایه مانند شبکه های تلفن همراه در [۲۰] استفاده کرد. اکثر طرح های شبکه های ادهاک علاوه بر شکل دادن به خوشه ها در شرایط شبکه دینامیکی نیز حفظ می شوند. گره های دروازه همچنین در بعضی موارد برای اطمینان از اتصال میان خوشه ها انتخاب می شوند. خوشه بندی نیز می تواند به صورت ضمنی بدون انتخاب سرنخ های خوشه ای و دروازه ها،

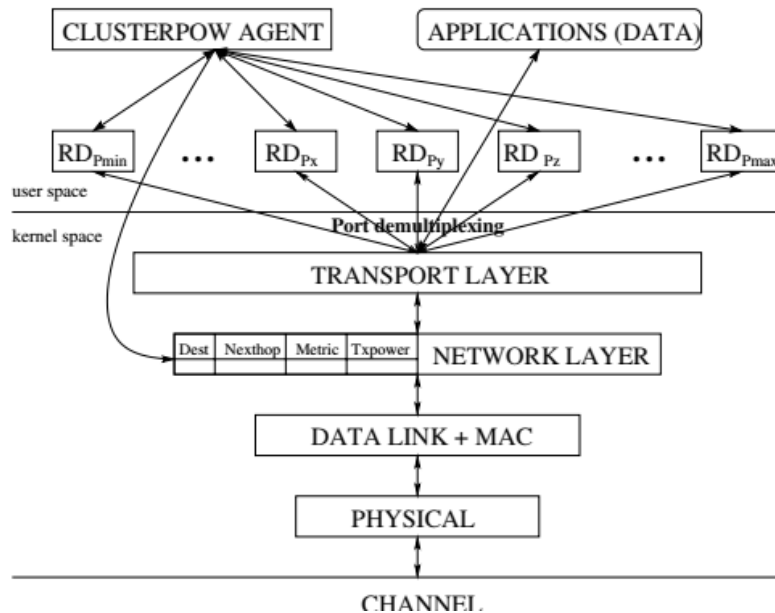
همانطور که در [21] ZRP و در مسیر پیاده سازی سلسله مراتبی GPS مبتنی بر مسیریابی [۱۵]. برخی از جنبه های الگوریتمی خوشه بندی در [۲۲] و [۲۳] مورد تجزیه و تحلیل قرار گرفته است. یک هدف از خوشه بندی می تواند کاهش هزینه های کشف مسیر (با جمع آوری فضای آدرس یا محلی سازی پیام های کنترل) برای بهینه سازی منابع مانند قدرت باتری و ظرفیت شبکه، یا ساده سازی آدرس دهی و مدیریت باشد. IP یک مثال خوب از خوشه بندی برای بازده مسیریابی و همچنین سهولت مدیریت است. کاهش در سربار مسیریابی توسط تشکیل ستون فقرات در مسیریابی مبتنی بر ستون فقرات [۲۴] و در [25] VDBP بدست می آید، جایی که بخش کوچکی از گره ها، به نام گره های ستون فقرات، مسئولیت کشف مسیر را بر عهده دارند. با این حال، جمعآوری فضای آدرس، جایی که یک آدرس گره توسط خوشه تعیین شده است، به نظر می رسد تنها در نوع نیمه استاتیک یا زیر ساخت شبکه های ادهاک مانند لندمارک [۲۶] یا در شبکه هایی با سلسله مراتب منطقی طبیعی است.

۲- پروتکل کنترل توان CLUSTERPOW

پروتکل قدرت کنترل کنترل شده CLUSTERPOW برای کنترل توان، خوشه بندی و مسیریابی در شبکه های غیرمجاز غیرقانونی امضا شده است. یک مسیر در CLUSTERPOW معمولا شامل هابهای توان انتقال مختلف است که ساختار خوشه ای شبکه مورد احترام است. الگوریتم شامل صرفا با استفاده از پایین ترین سطح انتقال p power است، به طوری که مقصد دستیابی (در چند هاپ ها) با استفاده از سطوح توان بدون بزرگتر از p است. این الگوریتم در منبع و در هر گره متوسط در طول مسیر از منبع به مقصد برای هر بسته اجرا می شود.



شکل ۳. مسیریابی توسط CLUSTERPOW در یک شبکه معمولی غیر همگن.



شکل ۴. طراحی معماری CLUSTERPOW.

مسیر حاصل از اجرای این الگوریتم در یک شبکه معمولی خوشه ای در شکل ۳ نشان داده شده است. این شبکه دارای سه سطح خوشه بندی مربوط به توان توانایی های ۱ مگاوات، ۱۰ مگاوات و ۱۰۰ مگاوات است که کل شبکه آن خوشه ۱۰۰ مگاوات است. برای دریافت از گره منبع S به مقصد D ، میزان توان ۱۰۰ مگاوات در هر هپ تا زمانی که بسته به خوشه ۱۰ مگاوات که مقصد متعلق است، استفاده شود. سپس ۱۰ مگاوات در هر هپ استفاده می شود تا خوشه ۱ مگاوات که مقصد آن قرار گرفته است و در نهایت دنباله ای از ۱ مگاوات هاپ ها بسته را به مقصد می برد. لازم به ذکر است که انتقال قدرت کنترل در این حالت منجر به خوشه بندی اتوماتیک در شبکه می شود.

A. معماری CLUSTERPOW

در حال حاضر طراحی معماری را برای اجرای الگوریتم در یک روش ساده توصیف می کنیم و آن را به عنوان یک پروتکل لایه شبکه به پشته IP متصل می کنیم. معماری CLUS-TERPOW شامل راه اندازی چندین دایرکتوری

مسیریابی است، که مربوط به هر سطح توان P_i در یک مجموعه محدود و گسسته سطح توانایی قابل اجرا است. این daemon ها مسیریابی ساخت جداول جداگانه مسیریابی RTP_i خود را با برقراری ارتباط با مسیریابی خود را از همان سطح توان در گره های دیگر، با استفاده از بسته های سلامی منتقل در سطح قدرت P_i . این ایده مدولاسیون موازی در لایه شبکه در شکل ۴ نشان داده شده است. بعداً هاپ در **CLUSTERPOW** با مشاوره کمترین جدول مسیریابی توانایی تعیین می شود که مقصد قابل دستیابی است. یعنی، برای هر مقصد D ، ورودی (ردیف) در جدول مسیریابی هسته از پایین ترین جدول توان مسیریابی که در آن D قابل دسترسی است کپی می شود، یعنی دارای یک متریک محدود است. جدول مسیریابی هسته دارای یک فیلد اضافی است، توان رادیویی ($tx\ power$) برای هر ورودی، که نشان دهنده سطح توان است که باید در هنگام مسیریابی بسته ها به طرف دیگر بعدی برای آن مقصد استفاده شود. شبکه را در شکل ۳ در نظر بگیرید. فضاهای کاربر مسیریابی جداول در هر سطح قدرت و جدول مسیریابی هسته IP در هر گره در شکل ۵ نشان داده شده است. در گره S ، مقصد D ظاهر می شود (یعنی دارای یک متریک محدود) فقط در جدول مسیریابی ۱۰۰ مگاوات، با $N1$ به عنوان بعد از هاپ. بنابراین این ورودی در جدول IP مسیریابی کرنل کپی می شود و برای مسیریابی استفاده می شود. وضعیت برای $N1$ مشابه است، زیرا مقصد فقط در جدول مسیریابی ۱۰۰ مگاوات نمایش داده می شود، با $N2$ به عنوان بعد بعدی. با این حال، در $N2$ ، کمترین میزان توانایی که D در دسترس است، ۱۰ مگاوات است. بنابراین این برای مسیریابی استفاده می شود و بسته به $N3$ فرستاده می شود که D در جدول مسیریابی آن ۱ مگاوات است. از این رو نهایی هپ بسته در ۱ مگاوات است. این معماری یک راه ساده برای اجرای الگوریتم **CLUSTERPOW** را فراهم می کند.

B. ویژگی های CLUSTERPOW

پروتکل قدرت کنترل **CLUSTERPOW** دارای ویژگی های زیر است:

(۱) **CLUSTERPOW** فراهم می کند خوشه بندی ضمنی، تطبیقی و توزیع شده بر اساس توان ارسال. خوشه بندی به صورت ضمنی است زیرا هیچ گره خوشه ای یا گره دروازه وجود ندارد. این پویا و توزیع شده است، زیرا با یک پروتکل مسیریابی که دارای این خواص است، یکپارچه شده است. خوشه ها با قابلیت دستیابی در یک سطح قدرت

مشخص تعیین می شوند و سلسله مراتب خوشه بندی می تواند به اندازه تعداد سطوح قدرت به همان اندازه عمیق باشد.

۲) مسیرهای کشف شده شامل یک دنباله غیر افزایش از سطح انتقال توان است. هنگامی که یک سطح توانمندی خاص p استفاده می شود، مقصد در جدول مسیریابی مربوط به p وجود دارد و مسیری از توان توان در بیشتر p از گره فعلی به مقصد وجود دارد. به این ترتیب، "پایین تر" بیشتر، توان انتقال بالاتر از این الگوریتم استفاده نخواهد شد.

۳) COMPOW یک مورد خاص از CLUSTERPOW است. اگر شبکه همگن باشد، CLUSTERPOW از سطح توان مشترک در سراسر شبکه استفاده خواهد کرد.

۴) CLUSTERPOW را می توان با هر پروتکل مسیریابی، واکنشی یا پیشگیرانه استفاده کرد. پروتکل (به عنوان مثال، [27] DSDV)، تمام جداول مسیریابی در سطوح توان مختلف با استفاده از بسته های hello حفظ می شوند و جدول مسیریابی هسته با استفاده از آنها تشکیل شده است. برای یک پروتکل مسیریابی واکنشی یا بر اساس تقاضا مانند [28] AODV، درخواست های مسیر کشف می تواند در تمام سطوح توان موجود در دسترس باشد. پایین ترین سطح توانایی که باعث کشف مسیر موفقیت می شود می تواند برای مسیریابی بسته استفاده شود.

۵) CLUSTERPOW حلقه آزاد است. جدول مسیریابی هسته در CLUSTERPOW ترکیبی از جداول مسیریابی فردی در سطوح مختلف توانایی است. این ممکن است که این تعامل بین پروتکل های مسیریابی می تواند بسته هایی را به حلقه های بی نهایت منتقل کند. با این حال این مورد نیست، همانطور که در قضیه زیر ثابت می کنیم. قضیه ۱: پروتکل توان کنترل کنترل CLUSTERPOW مسیرهای آزاد را فراهم می کند.

اثبات:

اثبات تناقض است. فرض کنید یک حلقه در شکل ۶ نشان داده شده است، یعنی یک بسته در مسیر خود از گره S به گره D مسیر $S-X-Y-X$ را دنبال می کند. . . به این ترتیب، پس از گذراندن یک بار، به گره X می آید. ما نشان می دهیم که این یکی از حقایق یا خصوصیات زیر را نقض می کند و از این رو تضاد را ایجاد می کند.

ویژگی ۱: پروتکل های مسیریابی زیر در هر سطح قدرت ثابت حلقه آزاد هستند.

ویژگی ۲: CLUSTERPOW مسیرهایی را انتخاب می کند که هوپ های زیرزمینی از یک توالی از سطح توانایی غیر افزایش استفاده می کنند. املاک (iii) اگر شرایط شبکه تغییر نکند، مسیرها تغییر نمی کنند. توجه داشته باشید که مشخصات مسیرها در هر گره شامل هر دو بعد هپ و همچنین توان مورد استفاده برای رسیدن به هپ بعدی می باشد.

دو مورد برای رسیدگی وجود دارد.

مورد اول: مسیر P همه ی هاپ ها از همان سطح توان است. این بدان معنی است که پروتکل مسیریابی زیرین دارای حلقه هایی است که یک تناقض است.

مورد دوم: اگر هپها در مسیر P از همان سطح قدرت نباشند، آنها باید از میزان توانایی کاهش می یابند. این توسط طراحی الگوریتم CLUSTERPOW تضمین شده است (نگاه کنید به بخش II-B). اما اگر بسته از مسیر P به عنوان نشان داده شده و سپس به X بازگردد، توسط (Property iii)، آن باید مسیر مشابهی را از X به Y دنبال کند. این شامل افزایش توان توان بالا و نقض املاک (ii)، به عنوان مثال، هاپ ها در CLUSTERPOW، یک دنباله ای از سطوح قدرت غیر افزایش است.

1 mW Routing Table			10 mW Routing Table			100 mW Routing Table		
Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric
D		Inf	D		Inf	D	N1	3

Kernel IP Routing Table			
Dest	NextHop	Metric	TxPower
D	N1	3	100 mW

Node S

1 mW Routing Table			10 mW Routing Table			100 mW Routing Table		
Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric
D		Inf	D		Inf	D	N2	3

Kernel IP Routing Table			
Dest	NextHop	Metric	TxPower
D	N2	3	100 mW

Node N1

1 mW Routing Table			10 mW Routing Table			100 mW Routing Table		
Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric
D		Inf	D	N3	2	D	D	1

Kernel IP Routing Table			
Dest	NextHop	Metric	TxPower
D	N3	2	10 mW

Node N2

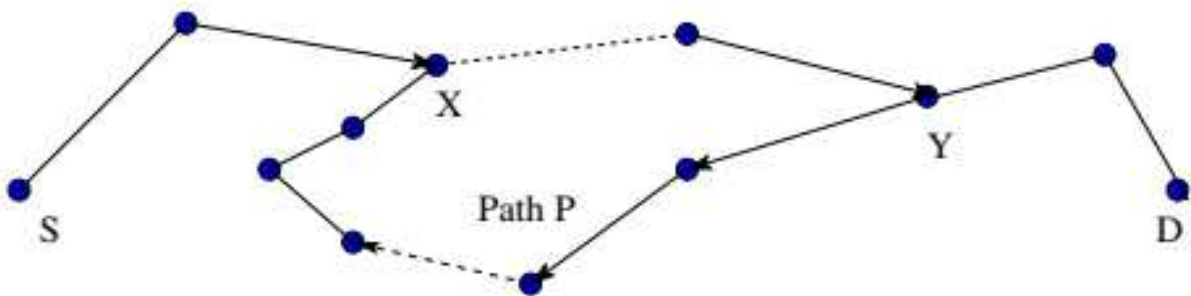
1 mW Routing Table			10 mW Routing Table			100 mW Routing Table		
Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric	Dest	NextHop	Metric
D	D	1	D	D	1	D	D	1

Kernel IP Routing Table			
Dest	NextHop	Metric	TxPower
D	D	1	1 mW

Node N3

شکل ۵. میزهای مسیریابی برای تمام سطوح توان، و جدول مسیریابی آی پی هسته در تمام گره ها در شبکه شکل

۳.



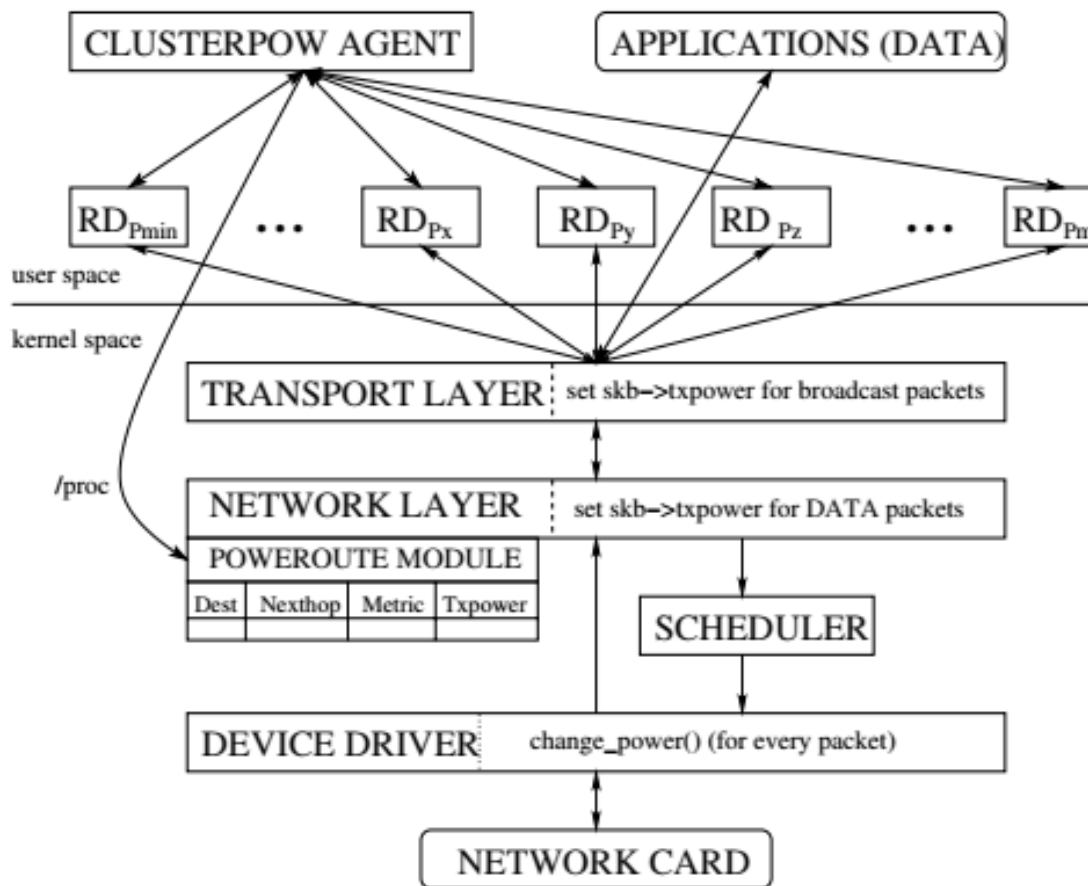
شکل ۶: فرض کنید یک حلقه در مسیر P از S به D وجود دارد. خطوط نقطی نشان دهنده مسیرهایی است که متشکل از بسیاری از هاپ ها هستند.

CLUSTERPOW پیاده سازی و معماری نرم افزار (C)

اکنون معماری نرم افزار (نگاه کنید به شکل ۷) و جزئیات پیاده سازی CLUSTERPOW در هسته لینوکس را توصیف می کنیم. اولین وظیفه این است که چندین راه انداز مسیریابی را در سطوح مختلف توانایی اجرا کنیم. در لینوکس، کشف و تعمیر مسیر توسط برنامه های فضایی کاربر به نام daemon های مسیریابی انجام می شود و حمل و نقل واقعی واقعی با مشورت با جدول مسیریابی kernel IP انجام می شود که توسط daemons مسیریابی قرار دارد (نگاه کنید به [۲۹]). بنابراین، راه اندازی چند راه اندازی دیمون به سادگی شامل راه اندازی بسیاری از این daemon های مسیریابی، یکی برای هر سطح توان، در پورت های از پیش تعیین شده است. آنها از بسته های UDP برای برقراری ارتباط استفاده می کنند، بنابراین تخلیه بندر لایه حمل و نقل اطمینان می دهد که یک daemon مسیریابی در سطح توانایی خاص فقط با همتایان خود در گره های دیگر ارتباط برقرار می کند. از جدول های مسیریابی در همه سطوح توان، ترکیب جدول میزبان هسته توسط عامل CLUSTERPOW در حال اجرا در فضای کاربر انجام می شود. خود دایرهای مسیریابی به طور مستقیم جدول مسیریابی هسته را اصلاح نمی کنند. وظیفه بعدی اجرای این است که هسته لینوکس را از مفهوم انتقال توان یک بسته مطلع کند. طبیعی ترین راه برای انجام این کار این است که یک فیلد (tx power) را به ساختار داده مربوط به یک بسته اضافه کنید، به نام skb، که از نوع struct skbuff است. skb شامل هدرهای پروتکل های مختلف و سایر پارامترهای مستقل لایه است، جدا از اطلاعات بارگیری اطلاعات. همانطور که مشاهده می کنیم، $skb \rightarrow tx\ power$ توسط لایه شبکه تنظیم می شود و توسط درایور دستگاه برای تنظیم توان در کارت قبل از انتقال بسته در هوا استفاده می شود. اکنون مسئله گسترش کانال جدول مسیریابی را با اضافه کردن یک میدان اضافی $skb \rightarrow tx\ power$ ، که مشخص کننده سطح توان است که در هنگام حمل بسته ها برای آن مقصد استفاده می شود، در نظر می گیریم. یک رویکرد

ممکن است تغییر کد اصلی حمل و نقل لینوکس لینوکس برای اضافه کردن این فیلد به جدول مسیریابی هسته و تغییر دادن قابلیت حمل و نقل بر اساس آن باشد. نه تنها این وظیفه خسته کننده است، بلکه دارای معایب نیاز به تغییرات گسترده در هسته هسته است و از این رو برای امکان پذیر بودن آن در توزیع استاندارد غیر قابل قبول است. این اصلاح همچنین تغییر در API هسته را ضروری می کند و برنامه هایی مانند "مسیر" که بر اساس این API متکی است، شکسته خواهد شد.

رویکردی که ما انجام می دهیم این است که اضافه کردن به جدول مسیریابی هسته را در یک ماژول هسته ای به نام پاور اوت اعمال کنیم. این ماژول ها از نتفیلتر، چارچوب فیلتر کردن و بسته بندی کلی عمومی در هسته لینوکس ۲،۴ استفاده می کند تا پس از آنها با جدول مسیریابی کرنل مشورت کرده و میدان تک هسته tx را مطابق با جدول اضافی که توسط کاربر-فضا برنامه ها با استفاده از رابط توان انتقال از بسته های پخش (به عنوان مثال، بسته های سلامی از دیمون مسیریابی) نمی تواند توسط جدول مسیریابی تعیین شود، زیرا بسته های مختلف پخش ممکن است در سطوح مختلف توانایی ارسال شوند. از این رو توان ارسال برای چنین بسته ها باید توسط برنامه ارسال این بسته مشخص شود. برای بسته های سلامت این برنامه خواهد بود دمونز مسیریابی در حال اجرا در سطوح مختلف توانایی. ما چنین ساز و کار را با اصلاح سیستم کالک () به طوری که توان انتقال را می توان با استفاده از مقادیر مشخصی برای علامت پرچم این تماس مشخص کرد.



شکل ۷: معماری نرم افزار CLUSTERPOW

توان انتقال از بسته های پخش (به عنوان مثال، بسته های سلامی از daemon مسیریابی) نمی تواند توسط جدول مسیریابی تعیین شود، زیرا بسته های مختلف پخش ممکن است در سطوح مختلف توانایی ارسال شوند. از این رو توان ارسال برای چنین بسته ها باید توسط برنامه ارسال این بسته مشخص شود. برای بسته های سلامت این برنامه خواهد بود daemons مسیریابی در حال اجرا در سطوح مختلف توانایی. ما چنین ساز و کار را با اصلاح callback system () به طوری که توان انتقال را می توان با استفاده از مقادیر مشخصی برای علامت پرچم این تماس مشخص کرد. درایور دستگاه شبکه اصلاح شد به طوری که می تواند توان انتقال از ssb را بخواند و آن را بر روی کارت قرار دهد. راننده همچنین دارای یک متغیر جدید به نام DefaultTx power است، که برای انتقال بسته ها

که هیچ سطح قدرت از بالا مشخص نشده است، استفاده می شود. این کار توسط عامل COMPOW برای مشخص کردن سطح توان اولیه گره استفاده می شود، در حالی که برای CLUSTERPOW آن را به حداکثر سطح توان تنظیم می شود. ما در اجرای ما Cisco Aironet 350 کارت های استفاده شده داریم که تنها کارت های موجود در بازار هستند که از چندین سطح انتقال توان پشتیبانی می کنند. در نهایت، زمانبندی (به بخش دوم-A) برای کاهش تاخیر تغییر توانایی در صف های عمومی دستگاه زیر لایه IP اجرا می شود. پروتکل CLUSTERPOW در هسته لینوکس ۲,۴,۱۸ اجرا شده است و عملکرد صحیح آن در شبکه تست شده ما آزمایش شده است. پیاده سازی و معماری که ما ارائه می دهیم نیز می تواند برای پیاده سازی دیگر طرح های قدرت کنترل استفاده شود. کد منبع در خط در <http://www.uiuc.edu/~kawadia/txpower.html> موجود است.

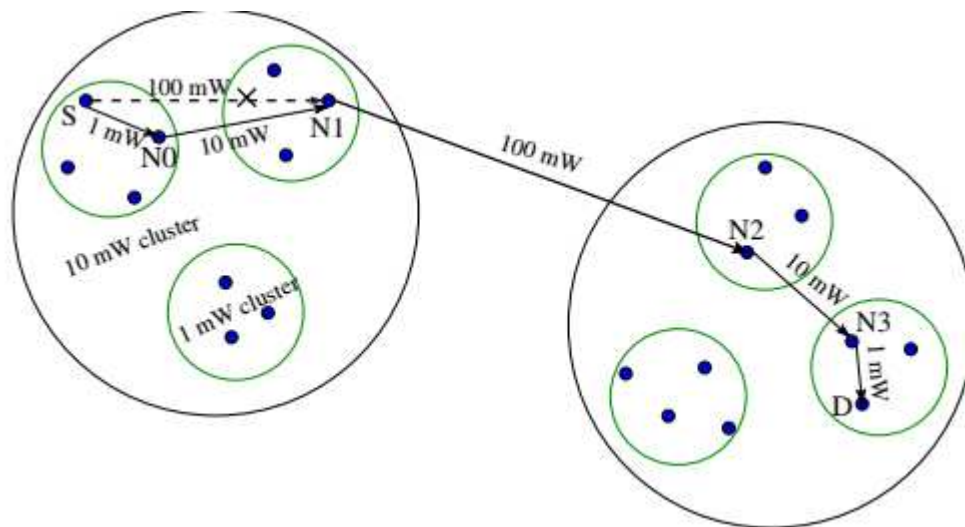
D. برخی از نظرات در سخت افزار

سربار از CLUSTERPOW کوچکتر است، در حالی که تنها تعداد کمی از سطوح انتقال مجاز دیجیتال وجود دارد. این درست در مورد کارتهای رابط شبکه بیسیم موجود است که قادر به انتقال توان کنترل هستند. برای مثال، Cisco Aironet 350 کارت سری (IEEE 802.11b compliant) اجازه می دهد سطح انتقال توان را به یکی از ۱، ۵، ۲۰، ۳۰، ۵۰ و ۱۰۰ مگاوات تنظیم کند، در حالی که کارتهای سری IEEE Cisco Aironet 1200 (IEEE 802.11a سازگار) اجازه می دهد سطح توان برای یکی از ۵، ۱۰ و ۲۰ مگاوات تنظیم شود. این کارت ها در باند فرکانس های مختلف عمل می کنند و تنها کارت های موجود در دسترس هستند که اجازه می دهد تغییر سطح انتقال انتقال داده شود. در صورتی که فروشندگان بیشتری ارائه کارت های مختلف با محدوده های مختلف انتقال و توانایی های مختلف داشته باشند، نیاز به یک معادله کالیبراسیون سطح توانایی بین فروشندگان وجود دارد تا امکان استفاده از سخت افزار متنوع در یک شبکه فراهم شود. استاندارد سازی لازم برای قابلیت همکاری است. ما در طراحی ما فرض می کنیم که سخت افزار قادر به کنترل پتانسیل هر بسته است. به نظر می رسد کارت های فوق سیسکو تنها با در نظر گرفتن این فرض، به نحوی که یک تغییر غیر قابل توضیح قابل اندازه گیری تاخیر وجود دارد. تاخیر زمانی که در راننده اندازه گیری می شود، ۶ میلیثانیه است، اما حتی پس از آنکه

سطح توان در کارت تغییر یافت، زمان زیادی برای بازگشت دادن به درایو کامل می گیرد. هنگامی که ما تاخیر تغییر توان در لایه شبکه را با نظارت بر ترافیک پینگ در شبکه برآورد کردیم، نزدیک به ۱۰۰ مگابایت بود. با این حال، قدرت در شبکه های CDMA سلولی ۸۰۰ بار در ثانیه تنظیم شده است، و الکترونیک فعلی قادر به تغییرات بیشتر توانایی های بیشتر است. اما به نظر می رسد که سیستم عامل کارت های سیسکو به گونه ای نوشته شده است که نیاز به تنظیم مجدد برای هر تغییر سطح قدرت دارد. برای کاهش این سو و ان سو حرکت کردن تاخیر، ما از قبل از تغییر سطح توان، از یک خط زمانبندی برنامه برای خدمت به تمام بسته های صفر از سطح توان فعلی استفاده می کنیم.

۳. طرح جست و جوی تکراری

در این بخش، پیشرفت های پروتکل CLUSTER-POW با استفاده از طرح هایی که شامل جستجوی بازگشتی از جدول های مسیریابی هستند، کشف می کنیم. این منجر به توسعه تونل بندی شده پروتکل CLUSTERPOW می شود.



شکل ۸. تغییر پروتکل CLUSTERPOW، به طوری که ۱۰۰ مگاهرتز هپ از S به N1 را می توان با دو هاب های ۱ مگاوات و ۱۰ مگاوات جایگزین کرد.

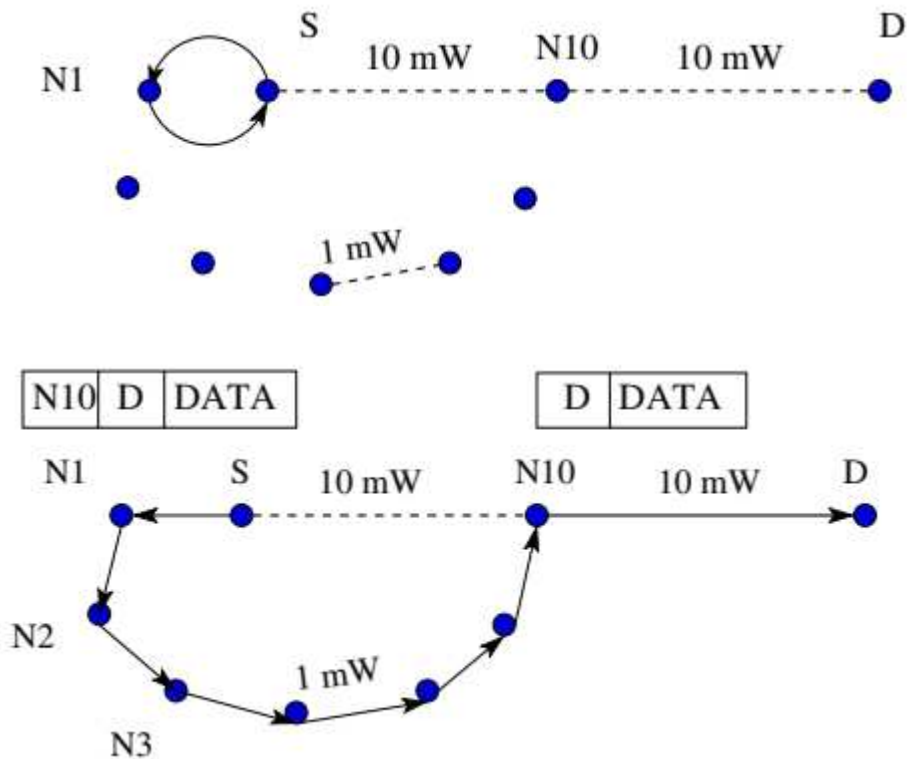
(A) گرین کارت مجازی از مسیریابی جداول

در بخش ۱ و در [۱] [۲] مشخص شده است که تعداد زیادی از هپ ها با کمترین توان برای افزایش توان شبکه به ترتیب کمتر از هاب های توان بالا هستند. با توجه به این، بهتر است ابتدا ۱۰۰ مگاوات هپ را در شکل ۳ جایگزین کنیم با دو دوز کوتاه کمتر از ۱ مگاوات و ۱۰ مگاوات، همانطور که در شکل ۸ نشان داده شده است. به نظر می رسد این امکان وجود دارد که این ترکیب را با یک ترکیب پیچیده تر از جدول های مسیریابی در سطوح مختلف توانایی برای ایجاد جدول مسیریابی هسته بدست بیاید. طرح ما به طور بازگشتی به دنبال بعدی در پایین جدول توانایی مسیریابی، تا زمانی که ما به پایین ترین سطح توانایی مسیریابی جدول دسترسی پیدا کنیم که در آن هاپ بعدی قابل دستیابی است. بنابراین در شکل ۸، بعد Hop N1 در گره S در جدول پایین توان راکتیابی قرار دارد تا بتوان آن را در ۱۰ MW از طریق NO قابل دستیابی کرد که به نوبه خود قابل دستیابی است در ۱ MW. بنابراین در نهایت بسته به NO در ۱ mW داده می شود. این همان الگوریتم در NO زمانی که بسته در آن وجود دارد و در هر گره بعدی در مسیر انجام می شود. به نظر می رسد به نظر می رسد بهینه سازی دقیق تر با بازخوانی جداول مسیریابی جداگانه در سطوح مختلف توانایی برای ساختن جدول مسیریابی هسته به دست آمده است. با این حال، طرح جستجوی بازگشتی که در بالا ارائه شده است می تواند بسته هایی را که به حلقه های بی نهایت می آیند منجر شود.

B. مثال نمونه

سیستم در شکل ۹ یک مثال مخفی را فراهم می کند. گره S باید یک بسته را به گره D ارسال کند. این نشان می دهد که هپ بعدی گره N10 در جدول مسیریابی ۱۰ مگاوات است. مراجعه مجدد برای N10 نشان می دهد که قابل دستیابی است در ۱ مگاوات و بعد Hop N1 است. بنابراین S بسته به N1 را در ۱ مگاوات برمی گرداند. پس از بسته شدن به N1، آن الگوریتم مشابهی را اجرا می کند. این نشان می دهد که پایین ترین سطح توانایی که در آن D قابل دستیابی است، ۱۰ مگاوات است و بعد از صعود، S است که در ۱ mW قابل دستیابی است، بنابراین بسته به گره S باز می گردد و ما یک حلقه بی نهایت داریم.

توجه داشته باشید که این حلقه به دلیل مشکل شمارش به بی نهایت پروتکل های بردار فاصله نیست، بلکه نتیجه ی الگوریتم جستجوی بازگشتی است.



شکل ۱۰. تونل بندی شده پروتکل CLUSTERPOW حلقه مسیریابی بی نهایت شبکه را در شکل ۹ حل می کند. هدرهایی که در مسیر بسته می شوند نیز در مسیر نمایش داده می شوند.

C. تونل بندی شده پروتکل CLUSTERPOW

روش جستجوی بازگشتی که در بالا توضیح داده شده است می تواند مود فیر باشد تا در واقع از حلقه های بی نهایت آزاد باشد. این کار به وسیله تونل زدن بسته به هپ بعدی خود با استفاده از سطوح توان پایین، به جای ارسال مستقیم بسته انجام می شود. یک مکانیزم برای دستیابی به این هدف، استفاده از IP در IP بسته بندی است. بنابراین، در حالی که انجام جستجوی بازگشتی برای هاپ بعدی، ما همچنین به صورت بازگشتی بسته را با آدرس

گره ای که جستجوی مرتب سازی انجام می شود، محاسبه می کنیم. بسته زدایی نیز به صورت بازگشتی انجام می شود زمانی که بسته به هپ بعدی مربوط می شود. ما این را تونل بندی شده پروتکل CLUSTERPOW می نامیم. همانطور که در شکل ۱۰ نشان داده شده است، تونل بندی شده CLUSTERPOW حلقه را در مثال ما از شکل ۹ حل می کند. حالا وقتی گره S به پیمایش به N1 هدایت می کند، بسته را با آدرس N10 کپسوله می کند. بنابراین N1 یک جستجوی مسیریابی است، نه برای مقصد D بلکه برای گره N10. این می یابد که N10 در مسیر ۱، ۳ و ۳ مسیر قابل دسترسی است. . . ، و این بسته را به N2 در ۱ مگاوات انتقال می دهد. هنگامی که بسته به N10 می رسد بسته آن را کپسوله می کند، و سپس آن را به D در ۱۰ مگاوات می فرستد. بنابراین، بسته به مقصد خود در این مثال می رسد. اکنون ثابت می کنیم که تونل بندی شده CLUSTERPOW پروتکل کنترل توان همیشه اطمینان می دهد که بسته ها به مقصد خود می رسند.

قضیه ۲: تونل بندی شده CLUSTERPOW پروتکل کنترل قدرت تضمین می کند که بسته مقصد خود را رسیدن. اثبات: اثبات شده توسط القایی بر روی تعداد سطح انتقال توان است. همانطور که در اثبات CLUSTERPOW، فرض می کنیم که پروتکل های مسیریابی زیرزمین در هر سطح قدرت ثابت آزاد هستند.

فرض کنید t سطح انتقال توان است که از ۱ تا t نشان داده شده است، دستورالعمل به گونه ای است که سطح توان t کمترین است. ما اثبات شده توسط القاء بر تعداد سطح انتقال توان ارائه می دهیم. فرض کنید که تونل بندی شده پروتکل CLUSTERPOW pro-environments مسیرهای آزاد از حلقه های نامحدود زمانی که t توانایی سطوح در حال استفاده است. این فرضیه القایی است. در حال حاضر سطح قدرت $t + 1$ را اضافه می کنیم که کمتر از هر سطح توانایی در حال استفاده است. در اینجا ما توجه می کنیم که تونل بندی شده CLUSTERPOW یک پالایش به CLUSTERPOW است، همانطور که در شکل ۸ دیده می شود. اگر یک بسته از منبع S به مقصد D از توالی گره ها $\{a_i\}$ در CLUSTERPOW و توالی گره ها $\{b_i\}$ در تونل بندی شده CLUSTERPOW. سپس $\{a_i\}$ یک دنباله از $\{b_i\}$ است. این بسته بندی یا مکانیزم تونل زنی تضمین شده است. بنابراین، اگر یک بسته در تونلایی شده

CLUSTERPOW می تواند از یک گره aj به گره $aj + 1$ ، برای هر j جابجا شود، سپس به صورت Theorem 1 به مقصد خواهد رسید که بیان می کند CLUSTERPOW حلقه آزاد است. بنابراین، زیر مشکل گرفتن از گره aj به گره $aj + 1$ ، برای هر j را در نظر بگیرید. فرض کنید CLUSTERPOW از سطح توان P در دریافت از node aj به node $aj + 1$ استفاده کرد. تونل بندی شده CLUSTERPOW بیشتر هاپ ها را بین aj و $aj + 1$ معرفی خواهد کرد، فقط اگر از سطح قدرت به طور دقیق کمتر از p استفاده کنند. این زیر مشکل به این ترتیب به اجرای پروتکل تونل بندی شده CLUSTERPOW با سطوح t کاهش می یابد. مورد پایه برای $t = 1$ واضح است، زیرا آن را کاهش می دهد

D. معماری و مسائل مربوط به پیاده سازی

معماری نرم افزار تونلایی شده CLUSTERPOW شبیه به CLUSTERPOW است. با این حال، پیاده سازی خود را به دلیل بسته بندی مجدد و decapsulation درگیر پیچیده تر است. ما نیاز به مکانیسم تونل زنی پویا برای هر بسته است، که در هسته لینوکس موجود نیست و برای پیاده سازی بسیار پیچیده است. سربار هدایت نیز افزایش می یابد به دلیل افزایش هدر IP و پردازش افزایش مورد نیاز برای بسته بندی و decapsulation. به دلیل این مسائل، ما پیاده سازی این پروتکل را انجام نداده ایم. با این وجود، نمونه ای جالب از نوع طرح هایی که ممکن است با ترکیب پیچیده جداول مختلف مسیریابی مختلف ساخته شده در سطوح مختلف قدرت ارائه شود، ارائه می شود.

4 مسیریابی MINPOW و کنترل توان PROTOCOL

طرح های تا کنون تمرکز خود را بر حداکثر ظرفیت خالص کار گذاشته اند. ما همچنین می خواهیم مصرف انرژی را به حداقل برسانیم، اما با توجه به سخت افزار فعلی، دو هدف به طور همزمان قابل دستیابی نیست. این به دلیل این است که مصرف توان در پردازش در هنگام ارسال و دریافت، به طور معمول بالاتر از توان رادیواکتیو مورد نیاز برای ارسال بسته واقعی است (نگاه کنید به بخش VII-D). بنابراین، ما یک پروتکل دیگر به نام MINPOW ارائه می دهیم که کل هزینه مصرف (برای ارتباطات) را در مسیر به حداقل می رساند. در ابتدا الگوریتم Bellman-Ford

توزیع شده با اعداد توالی و با استفاده از کل توان مصرف به عنوان هزینه به جای شمارش معکوس به طور معمول استفاده می شود. هر کوتاهترین الگوریتم مسیر می تواند مورد استفاده قرار گیرد. ایده اولیه MINPOW جدید نیست و پیش از این در فرم های مختلف در آن پیشنهاد شده است

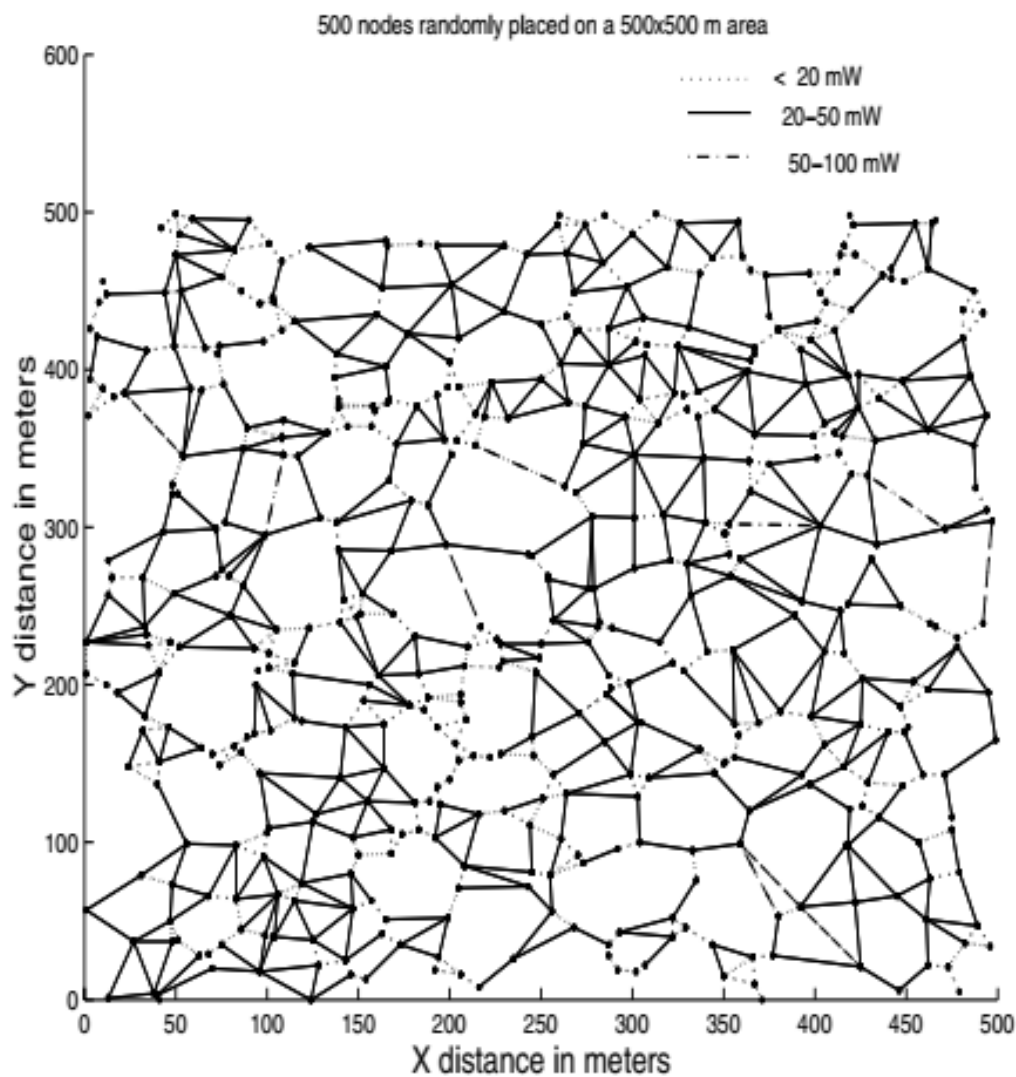
[۶]، [۷]، [۸]، [۹]. معیارهای مختلفی نظیر قدرت سیگنال، هزینه انتقال توان پیوند، عمر باقیمانده باتری باقی مانده گره یا واریانس عمر باتری در بین تمام گره ها، پیشنهاد شده است. این رویکردها به طور کلی نیاز به پشتیبانی از لایه فیزیکی قابل توجهی دارند و به نظر می رسد عدم استاندارد سازی برای اقدامات متقابل لایه از اجرای چنین طرح هایی در یک آزمایش واقعی جلوگیری کرده است.

ما یک راه حل را ارائه می دهیم که MINPOW را به طور کامل در لایه شبکه بکار می گیرد و تنها با استفاده از بسته های سلامی بدون نیاز به هیچ گونه پشتیبانی از لایه فیزیکی برای برآورد هزینه هر اتصال لینک می کند. روش ما برای پروتکل های مسیریابی فعال و همچنین واکنشی کار می کند. به این ترتیب مشارکت ما شامل یک روش عمومی برای تخمین هزینه پیوند و اجرای پروتکل MINPOW است.

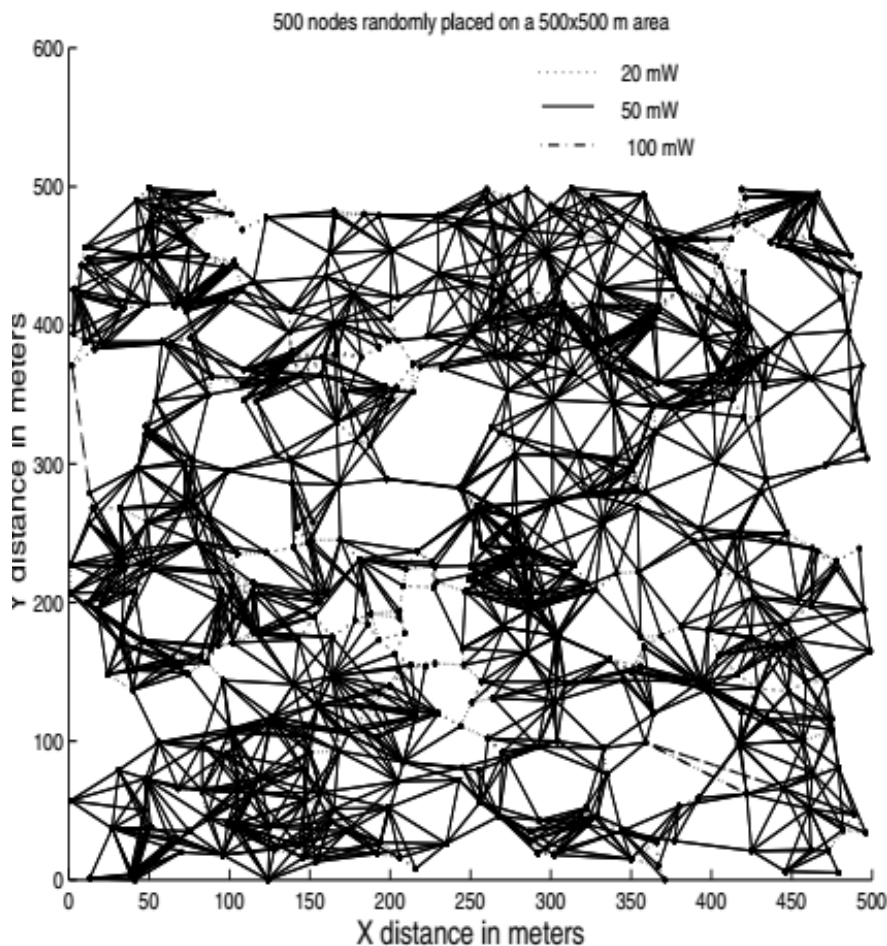
لازم به ذکر است که MINPOW انرژی مصرفی برای ارتباطات را برای انتقال و دریافت بسته ها و پردازش مرتبط بهینه سازی می کند. این انرژی برای زمانی که گره ها بیکار هستند، صرف نظر نمی کنند، یعنی ارتباط برقرار نمی شود. اگر مصرف برق بیکار بالا باشد، یک استراتژی صرفه جویی در توانایی برای قرار دادن گره ها برای خواب وجود دارد. خواب یک مشکل دشوار است؛ ما در بخش VII-D بیشتر توضیح خواهیم داد. برخی از استراتژی های خواب در [13] SPAN و [12] GAF پیشنهاد شده است. در اینجا، ما بر روی بهینه سازی مصرف توان برای ارتباط تمرکز می کنیم، و طرح ما می تواند در ارتباط با یک استراتژی برای خواب استفاده شود.

هزینه پیوند، یعنی مصرف انرژی برای ارتباط، دارای سه جزء است (همانطور که در [۳۱] توضیح داده شده است):
PRxelec توان مصرفی در گیرنده الکترونیک است، PT xelec توان مصرفی الکترونیک فرستنده است و PT xRad ((p) توان مصرف شده توسط تقویت کننده توان برای ارسال یک بسته در سطح قدرت p است، جایی که p توان واقعی است که xelec و PRxelec به ترتیب به ترتیب فرستنده و گیرنده به طور محلی شناخته شده اند مشخصات

سخت افزاری این پروتکل را قادر می سازد با سخت افزار ناهمگن نیز کار کند. سومین مولفه p xRad PT را می توان محاسبه کرد، اگر کوچکترین توان انتقالی p مورد نیاز برای عبور از لینک باشد، می تواند محاسبه شود. یک روش ممکن برای برآورد کوچکترین توان انتقال مورد نیاز برای عبور از لینک به شرح زیر است: توان انتقال را می توان با اندازه گیری فاصله بین دو گره در لینک و با استفاده از یک مدل شکست برای از دست دادن مسیر محاسبه شده است. یکی از مدل های معمول فرض می کند که از دست رفتن مسیر در محدوده یک قانون α -th معکوس با $\alpha \geq 2$ است، یعنی توان دریافتی در فاصله p از یک فرستنده با استفاده از توان



شکل ۱۱: نمودار مسیرهای توان بهینه با قدرت انتقال مورد نیاز برای لینک به عنوان هزینه لینک



شکل ۱۲: نمودار مسیره‌های مناسب بهینه اگر هزینه‌های لینک گسسته باشد، دیگر مسطح نیست.

اگر اطلاعات جغرافیایی در دسترس باشد، لازم به ذکر است که با تکیه بر مختصات جغرافیایی می‌تواند به اشتباهات در محاسبه هزینه انتقال قدرت برای پیوند منجر شود زیرا آنها در موانع موجود در محیط زیست و سایه در کانال توجه نمی‌کنند. سوم، این طرح نیاز به اندازه‌گیری دقیق از قدرت سیگنال دریافت شده در هر بسته را دارد. با این وجود این پشتیبانی در تمام سخت‌افزارها قابل دسترسی نیست و حتی در صورت وجود، اندازه‌گیری‌های قابل اعتماد به علت نوسانات چانل دشوار است. مشکل دیگری در استفاده از این روش برای تخمین هزینه، باید با دقت مدل تلفات مسیر باشد. پارامتر α به شدت وابسته به محیط است و می‌تواند به طور قابل توجهی متفاوت باشد (نگاه کنید به [۳۲]). بنابراین، روش فوق برای برآورد p مناسب نیست.

ما همچنین باید این واقعیت را در نظر بگیریم که معمولاً تعداد محدودی از اختیارات گزینشی در دسترس وجود دارد، به عنوان مثال کارتهای Cisco Aironet 350 تنها شش مجزا از سطح انتقال توان دارند. هنگامی که سطح انتقال توان را می توان به هر مقدار از یک پیوسته از سطوح توان تنظیم کرد و به عنوان هزینه پیوند انتخاب شده است، گراف تشکیل شده از تمام لبه های در کنار برخی از مسیر بهینه مطلوب است مسطح برای $\alpha \geq 2$ ، که در آن α از دست دادن مسیر نماینده این نتیجه در [۲] ثابت شده است. چنین گرافی برای $\alpha = 2$ در شکل ۱۱ نشان داده شده است که توسط یک شبیه سازی شامل ۵۰۰ گره به طور تصادفی در یک منطقه 500×500 متر قرار داده شده است. هنگامی که همان شبیه سازی با محدودیت تکرار شد که سطح توان تنها می تواند از مجموعه گسسته سه سطح توان انتخاب شود، سپس گراف در شکل ۱۲ بدست آمد. این نمودار دارای خواص متفاوتی است که در شکل ۱۱ نشان داده شده است. به عنوان مثال، این نمودار گرافیکی نیست. بنابراین، ما باید از هزینه پیوند دیجیتالی استفاده کنیم، که بالاتر از نزدیکترین سطح توان انتقالی است که سخت افزار قادر است، از استفاده از ارزش دقیق توان انتقال مورد نیاز برای گراف موفقیت آمیز مسیرهای بهینه مطلوب استفاده شود. اگر لینک هزینه ها گسسته هستند

A. پیاده سازی MINPOW

ما پیاده سازی DSDV را در [۳۳] برای پیاده سازی MINPOW تغییر دادیم. برای تخمین هزینه پیوند، هر گره به طور فعال بسته های سلامتی را در هر سطح انتقال توان موجود در دسترس می گذارد، همه آنها حاوی همان شماره توالی هستند. فقط بسته های سلامت در حداکثر توان توانایی شامل مسیریابی به روز رسانی می شود. بقیه فقط "چراغهای" هستند که حاوی آدرس نویسنده، مصرف انرژی کل، $PT \times total$ ، در انتقال این بسته، سطح انتقال توان P مورد استفاده برای انتقال بسته و تعداد ترتیب حداکثر سطح توانایی مربوطه سلام بسته توجه داشته باشید که PT $(p \times total = PT \times elec + PT \times Rad)$ که در آن p سطح انتقال توان از بسته بالای فعلی است. همسایگان که این چراغ ها را دریافت می کنند هزینه پیوند را حداقل مقدار PT PTT در میان چراغ هایی که آنها موفق به دریافت می کنند، به همراه انرژی مصرف شده در آنها هزینه می کنند:

$$linkcost = \min_{beacons} (P_{Tx_{total}}) + P_{Rx_{elec}} \quad (1)$$

این هزینه لینک در الگوریتم بردار فاصله برای محاسبه مسیرها مورد استفاده قرار می گیرد. انتقال توان مربوط به p برای ارسال بسته به hap بعدی استفاده می شود. توجه داشته باشید که این چراغ ها به طور منظم به طور فعال فعال می شوند، بنابراین هزینه پیوند به طور مداوم برای انطباق با تحرک و تغییر در توپولوژی شبکه به روز می شود. معماری نرم افزاری این پیاده سازی MINPOW در شکل ۱۳ نشان داده شده است. روش پیشنهادی بالا برای پروتکل های مسیریابی فعال و همچنین واکنشی کار می کند. بیشتر پروتکل های مسیریابی واکنشی، مانند AODV [28]، از سنسورها برای سنجش وضعیت پیوند استفاده می کنند، به عنوان مثال، برای بررسی اینکه آیا یک همسایه دور شده است یا خیر. این چراغ ها را می توان در تمام سطوح توان در دسترس به طور مجزا ارسال کرد و می تواند برای تخمین هزینه لینک به عنوان بالا توضیح داده شود. درخواست های مسیر خود را در حداکثر توان ارسال می کنند، اما گره ها از هزینه پیوند به عنوان محاسبه شده در بالا استفاده می کنند.

پیاده سازی ما از لایه فیزیکی پشتیبانی نمی کند. با این حال، ما نیاز به میدان قدرت اضافی tx در جدول مسیریابی هسته است. همچنین نیاز به تغییر پشتیبانی از طریق بسته از دراپور شبکه است. معماری که برای CLUSTERPOW استفاده می شود، این امکانات را فراهم می کند و MINPOW را به راحتی قابل اجرا می کند.

B. ویژگی های MINPOW

به طور خلاصه، پروتکل MINPOW دارای ویژگی های زیر است:

(۱) این یک راه حل مطلوب جهانی را در ارتباط با کل توان مصرفی در ارتباطات فراهم می کند. این نتیجه از مطلوب الگوریتم Bellman-Ford توزیع شده است. با این وجود این ممکن است راه حل بهینه برای ظرفیت شبکه باشد. به طور کلی، دو هدف نمی تواند به طور همزمان رضایت بخش باشد.

(۲) MINPOW مسیرهای رایگان حلقه را فراهم می کند. این درست است زیرا الگوریتم Bellman-Ford توزیع شده با اعداد توالی حلقه آزاد است اگر هزینه پیوند غیر منفی باشد (نگاه کنید به [۲۷]، که در مورد ما صادق است.

۳) پشتیبانی از اندازه گیری از لایه فیزیکی لازم نیست. اطلاعات مربوط به مکان های گره نیز مورد نیاز نیست. برآورد هزینه برای سطح توان برای یک لینک از طریق بسته های سلامتی تنها در لایه شبکه انجام می شود. ما فقط نیاز به یک بار توصیف توان مصرفی الکترونیک در هنگام دریافت و انتقال است.

۴) معماری پیشنهادی برای پروتکل های مسیریابی فعال (میزکار) و نیز راکتیو (بر اساس تقاضای) کار می کند.

۵) پروتکل، به عنوان طراحی شده، به ویژه روش تخمین هزینه لینک، با سخت افزار متنوع نیز کار می کند.

۵. تجربی

صحت پیاده سازی MINPOW و CLUSTERPOW ما در برخی از شرایط موجود در شبکه ما مورد آزمایش قرار گرفت. در یکی از آزمایشها، ما با ۵ گره که روی یک میز قرار داشتند، با استفاده از ۱۰۰ مگاوات به طور پیش فرض، به عنوان شکل ۱۴ (a) نشان داده شدیم. زمانی که CLUSTERPOW مجاز به اجرا بود، میزهای مسیریابی کرنل در تمام ۵ گره ساخته شد. میدان نیروی tx برای تمام ورودی ها ۱ مگاوات بود و طبق انتظار، تمام گره ها از ۱ مگاوات استفاده می کردند، همانطور که در شکل ۱۴ (b) نشان داده شده است. همان نتیجه برای MINPOW نیز بدست آمد. بعد، یکی از گره ها، N5، از دیگران منتقل شد تا تنها در ۱۰۰ مگاوات رانندگی شود، همانطور که در شکل ۱۴ (c) نشان داده شده است. ورودی های جدول مسیریابی برای این گره N5 ناحیه در گره های N1-N4 به طور خودکار توسط پروتکل برای استفاده از توان ۱۰۰ مگاوات اصلاح شد، در حالی که N5 در جدول مسیریابی خود برای تمام گره های دیگر ۱۰۰ مگاوات بود. گره خوشه ای ۱ مگاوات با استفاده از ۱ مگاوات برای ارتباط بین خوشه ای استفاده می شود. MINPOW نتایج مشابهی را برای این سناریو خاص به ارمغان آورد.

ما در حال حاضر در مورد برخی از مشکلات که ما در طول تلاش های ما در آزمایش های گسترده تر مواجهه است.

۱) حتی اگر کارت های Cisco Aironet 350 که ما از آنها استفاده می کنیم، پشتیبانی از توانایی های چندگانه را نشان می دهند، به نظر نمی رسد که آنها برای تغییر توانایی هر بسته طراحی شده باشند. همانطور که در قسمت دوم-D اشاره کردیم، سیستم عامل به طور خودکار هنگامی که سطح قدرت تغییر می کند، تنظیم مجدد را انجام می

دهد. به غیر از تاخیر، تغییرات احتمالی مکرر سبب شد که این کارتها در طول آزمایش ما اغلب سقوط کنند. بنابراین، هر آزمایش با مقدار قابل توجهی از ترافیک غیرممکن بود.

۲) شکل دهی توپولوژی های چندگانه موثر به دلیل ظرفیت در استراتژی سنجش حامل استفاده شده در پروتکل IEEE 802.11 MAC دشوار است. محدوده تداخل در این کارت ها تقریباً دو برابر دامنه ارتباطات است. این بدان معنی است که اگر هر انتقال در شعاع ۲ می تواند با موفقیت دریافت شود، حامل می تواند برای هر انتقال مداوم در شعاع ۲۲ حساس باشد. این مسئله در [۳۴] در نظر گرفته شده است تا یک پروتکل MAC با استفاده از کنترل توان ارائه دهد. از آنجا که یک فرستنده IEEE 802.11 هنگامی که حامل حسی را نمی شنود انتقال نمی دهد، افزایش ظرفیت مورد انتظار از استفاده از توان کم در تست کوچک که شامل چند ده گره با شعاع شبکه ای از ۳-۴ هاب مکانیزم سنجش حامل باعث خاموش شدن بیشتر گره ها در شبکه می شود.

نتیجه گیری

ما راه حل هایی برای مشکلات کنترل قدرت و خوشه بندی در شبکه های غیر همگانی ارائه کرده ایم. رویکرد ما یک خوشه بندی ضمنی و پویا از شبکه با استفاده از توان انتقال را فراهم می کند. برخلاف بسیاری از رویکردهای دیگر، هیچ گره خوشه سر یا دروازه وجود ندارد. ساختار خوشه ای شبکه به صورت خودکار در مسیریابی انجام می شود. جزئیات پروتکل CLUSTERPOW، تونل بندی H e H i CLUS-TERPOW و MINPOW همراه با معماری نرم افزار و جزئیات پیاده سازی در هسته لینوکس ارائه شده است. CLUSTERPOW تلاش می کند تا ظرفیت شبکه را افزایش دهد، در حالی که MINPOW یک راه حل مسیریابی در سطح جهانی را با توجه به کل توان مصرفی در ارتباطات فراهم می کند. MINPOW در لایه شبکه تنها با استفاده از بسته های سلامتی بدون پشتیبانی از لایه فیزیکی اجرا شده است. معماری برای هر پروتکل مسیریابی کار می کند.

لازم به ذکر است که دستیابی چهار مرحله‌ای پروتکل [35] IEEE 802.11 MAC تنها زمانی کار میکند که یک سطح توان مشترک در سراسر شبکه استفاده شود. این به این دلیل است که یک بسته CTS ارسال شده در سطح توان پایین ممکن است برخی از گره ها را خاموش نکند، هرچند که با استفاده از یک سطح بالاتر قدرت، قادر به

دخالت در انتقال مداوم هستند. بنابراین، هر برنامه کنترل قدرت و یا خوشه بندی با استفاده از توانایی های چندگانه در یک زمان، مجبور به پرداخت جریمه ای به علت تداخل MAC در هنگام استفاده از IEEE 802.11 MAC می شود. ممکن است طرح های MAC با استفاده از یک کانال اضافی سیگنالینگ یا رزرو، که می تواند این مشکل را کاهش دهد، طراحی شده است. به عنوان مثال، یخ و ژو [۳۶].

با این حال، IEEE 802.11 رایج ترین پروتکل MAC است، به ویژه در مورد تجهیزات موجود در حال حاضر. بنابراین سطح بالای توان باید به اندازه کافی مورد استفاده قرار گیرد، و بیشتر ارتباطات درون خوشه ای باید از سطح توان پایین استفاده کند. ارتباطات راه دور گران است یا به دلیل اینکه بسیاری از گره ها را خاموش می کند و یا به دلیل ترافیک مداوم مانع می شود. راه حل پیشنهاد شده ما مطابق با دستورالعمل فوق است. در واقع، پروتکل COMPOW، پیشنهاد شده در [۲]، احتمالاً تنها پروتکل پروتکل کنترل است که IEEE 802.11 را مختل نمی کند. با این حال، فقط برای شبکه هایی با توزیع فضایی همگن از گره ها کار می کند و مستلزم پروتکل های مسیریابی فعال است.

B. QoS Issues: مشکل تاخیر

ما نشان داده ایم که کاهش توان بهینه با توجه به ظرفیت شبکه بهینه است. با این حال، افزایش تعداد هپ ها به طور میانگین به طور میانگین با تعداد هاب ها، حداقل زمانی که سیستم به شدت بارگذاری نمی شود، افزایش می یابد. با افزایش بار سنگین، افزایش تقاضای MAC ممکن است موجب ایجاد هزینه اضافی شود که ممکن است سود حاصل از استفاده از یک سطح توان بالا را از بین ببرد.

معماری CLUSTERPOW یک چارچوب زیبا برای اجرای کیفیت خدمات a la Diffserv فراهم می کند که در آن تاخیر برای ظرفیت یا انرژی معامله می شود. مسیرهای متعدد با استفاده از توانایی های مختلف در این معماری همیشه در دسترس هستند و یک سیاست QoS می تواند برای استفاده از تمام این اطلاعات اجرا شود. یکپارچه سازی امکانات QoS با معماری CLUSTERPOW بخشی از کارهایی است که ما در آینده انجام می دهیم.

C. بار کنترل توان

با استفاده از یک سطح بالایی از توان، باعث ایجاد تداخل در یک منطقه بزرگتر می شود، اما تنها اگر گره هایی که در آن منطقه داده می شوند در آن زمان ارسال شوند و بنابراین برای کانال رقابت می کنند. بنابراین سطح بالای توان می تواند برای کاهش سرتاسر تاخیر یا احتمالا صرفه جویی در مصرف باتری بدون آسیب رساندن به آن، مورد استفاده قرار گیرد، اگر گره ها در محله اطلاعات زیادی برای ارسال ندارند. بدین ترتیب، سیستم کنترل توان باید با بار شبکه، یعنی میزان ترافیک که گره ها باید ارسال کنند، سازگار باشد. با این حال، اگر ترافیک ناهمگام و خراب است، پیش بینی بار ممکن است دشوار باشد. توجه داشته باشید که اندازه گیری محلی بار در لایه MAC مفید نیست زیرا بار بازپخش در یک گره ناگهان می تواند به علت لرزش یک گره دور، که از این گره برای ارسال استفاده می کند، افزایش می یابد. ما قصد داریم به بررسی معیارهایی که می توانند همراه با پیام های کنترل مسیریابی، برای کمک به برآورد بار شبکه منتشر شوند. برای سخت افزار، مصرف توان در دستگاه های فرستنده گیرنده برای ارسال، دریافت و یا حتی صرفه جویی بیکار، اما بیدار است، تقریبا به مقدار بزرگتر از توان مصرف در هنگام خواب است، یعنی رادیو خاموش (منبع: ورقه داده سیسکو [۳۷] و اندازه گیری در [۳۸]). بنابراین، با توجه به سخت افزار فعلی، تنها راه صرفه جویی در انرژی ممکن است گره ها را برای خواب بگذارند. با این حال تصمیم به خواب را نمی توان به طور کامل به لایه MAC منتقل کرد، زیرا لایه مسیریابی ممکن است به طور قابل توجهی در دسترس بودن گره برای حمل بسته ها بستگی دارد. بنابراین تصمیم به خواب لایه شبکه را تحت تاثیر قرار می دهد. همسایگان یک گره باید مطلع شوند تا بتوانند گره های متناوب را در حالی که گره در حال خواب هستند و همچنین بسته های بافر که به گره خواب منتقل می شود استفاده کنند. معماری CLUSTERPOW در حال حاضر مسیرهای جایگزین سطوح بالاتر قدرت را فراهم می کند که می تواند زمانی که یک گره در حال خواب است استفاده شود. با این حال، قرار دادن گره ها در حالت خواب به صورت تصادفی ممکن است به ظرفیت شبکه بسیار آسیب برساند. ما قصد داریم تحقیقات در مورد استراتژی های توزیع شده برای خوابیدن را در نظر بگیریم.

REFERENCES

- [1] P. Gupta and P. R. Kumar, "The capacity of wireless networks," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. IT-46, pp. 388–404, 2000.
- [2] S. Narayanaswamy, V. Kawadia, R. S. Sreenivas, and P. R. Kumar, "Power control in ad-hoc networks: Theory, architecture, algorithm and implementation of the COMPOW protocol," in *European Wireless Conference*, 2002.
- [3] R. Ramanathan and R. Rosales-Hain, "Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment," in *Proceedings of INFOCOM*, 2000, pp. 404–413.
- [4] T. A. ElBatt, S. V. Krishnamurthy, D. Connors, and S. Dao, "Power management for throughput enhancement in wireless ad-hoc networks," in *IEEE International Conference on Communications*, 2000, pp. 1506–1513.
- [5] R. Wattenhofer, L. Li, P. Bahl, and Y.-M. Wang, "Distributed topology control for power efficient operation in multihop wireless ad hoc networks," in *Proceedings of INFOCOM*, 2001, pp. 1388–1397.
- [6] S. Singh, M. Woo, and C. S. Raghavendra, "Power aware routing in mobile ad hoc networks," in *Proceedings of ACM MOBICOM*, 1998, pp. 181–190.
- [7] M. W. Subbarao, "Dynamic power-conscious routing for manets: An initial approach," in *IEEE Vehicular Technology Conference*, 1999, pp. 1232–1237.
- [8] Q. Li, J. Aslam, and D. Rus, "Online power-aware routing in wireless ad-hoc networks," in *Proceedings of the Seventh Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, July 2001, pp. 97–107.
- [9] R. Dube, C. D. Rais, K.-Y. Wang, and S. K. Tripathi, "Signal stability based adaptive routing (SSA) for ad-hoc mobile networks," in *IEEE Personal Communications*, 1997.
- [10] J. P. Monks, V. Bhargavan, and W.-M. Hwu, "A power controlled multiple access protocol for wireless packet networks," in *Proceedings of INFOCOM*, 2001, pp. 219–228.
- [11] S. Singh and C. S. Raghavendra, "Power efficient MAC protocol for multihop radio networks," in *The Ninth IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, 1998, pp. 153–157.
- [12] Y. Xu, J. S. Heidemann, and D. Estrin, "Geography-informed energy conservation for ad hoc routing," in *Proceedings of ACM MOBICOM*, 2001, pp. 70–84.
- [13] B. Chen, K. Jamieson, H. Balakrishnan, and R. Morris, "Span: An energy-efficient coordination algorithm for topology maintenance in ad hoc wireless networks," in *Proceedings of ACM MOBICOM*, 2001, pp. 85–96.
- [14] C. R. Lin and M. Gerla, "Adaptive clustering for mobile wireless networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 15, pp. 1265–1275, September 1997.
- [15] M. Joa-Ng and L.-T. Lu, "A GPS-based peer-to-peer hierarchical link state routing for mobile ad hoc networks," in *51st IEEE Vehicular Technology Conference*, 2000.
- [16] P. Krishna, N. H. Vaidya, M. Chatterjee, and D. K. Pradhan, "A cluster-based approach for routing in dynamic networks," in *SIGCOMM Computer Communications Review (CCR)*, 1997.
- [17] M. Chatterjee, S. K. Das, and D. Turgut, "WCA: A weighted clustering algorithm for mobile ad hoc networks," *Journal of Cluster Computing (Special Issue on Mobile Ad hoc Networks)*, vol. 5, no. 2, pp. 193–204, April 2002.
- [18] S. Basagni, "Distributed clustering for ad hoc networks," in *International Symposium on Parallel Architectures, Algorithms, and Networks*, 1999.
- [19] J. T. Tsai and M. Gerla, "Multicluseter, mobile, multimedia radio network," *ACM/Kluwer Journal of Wireless Networks*, vol. 1, no. 3, pp. 255–65, 1995.
- [20] T. J. Kwon and M. Gerla, "Clustering with power control," in *IEEE MILCOM*, 99.
- [21] Z. J. Haas, "The routing algorithm for the reconfigurable wireless networks," in *Proceedings of IEEE International Conference on Universal Personal Communications (ICUPC'97)*, San Diego, California, Oct. 1997.
- [22] A. D. Amis, R. Prakash, D. Huynh, and T. Vuong, "Max-min D-cluster formation in wireless ad hoc networks," in *IEEE INFOCOM*, 2000, pp. 32–41.
- [23] R. Krishnan, R. Ramanathan, and M. Steenstrup, "Optimization algorithms for large self-structuring networks," in *INFOCOM: The Conference on Computer Communications, joint conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 1999.
- [24] R. Sivakumar, B. Das, and V. Bharghavan, "An improved spine-based infrastructure for routing in ad hoc networks," in *IEEE Symposium on Computers and Communications*, 1998.
- [25] U. C. Kozat, G. Kondylis, B. Ryu, and M. K. Marina, "Virtual dynamic backbone for mobile ad hoc networks," in *IEEE International Conference on Communications*, 2001.
- [26] P. F. Tsuchiya, "The landmark hierarchy: a new hierarchy for routing in very large networks," in *Symposium proceedings on Communications architectures and protocols*. ACM Press, 1988, pp. 35–42.
- [27] C. E. Perkins and P. R. Bhagwat, "Highly dynamic destination-sequenced distance vector routing (DSDV) for mobile computers," in *Proceedings of ACM SIGCOMM*, 1994, pp. 234–244.
- [28] C. E. Perkins, E. M. Royer, and S. Das, "Ad hoc on demand distance vector routing," in *Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, 1999, pp. 90–100.
- [29] V. Kawadia, Y. Zhang, and B. Gupta, "System services for implementing ad hoc routing protocols," in *International Workshop on Ad Hoc Networking*, 2002.
- [30] J. R. Perkins and P. R. Kumar, "Stable distributed real-time scheduling of flexible manufacturing/assembly/disassembly systems," *IEEE Transactions on Automatic Control*, vol. 10, pp. 139–148, 1989.
- [31] R. Min and A. Chandrakasan, "Energy-efficient communication for ad-hoc wireless sensor networks," in *35th Asilomar Conference on Signals, Systems, and Computers*, vol. 1, 2001, pp. 139–143.
- [32] M. Franceschetti, J. Bruck, and L. Schulman, "Microcellular systems, random walks, and wave propagation," in *Proceedings of the IEEE International Symposium on Antennas and Propagation*, June 2002.
- [33] B. Gupta, "Design, implementation and testing of routing protocols for mobile ad-hoc networks," Master's thesis, University of Illinois at Urbana-Champaign, 2002.
- [34] E.-S. Jung and N. H. Vaidya, "A power control MAC protocol for ad-hoc networks," in *ACM MOBICOM*, 2002.
- [35] IEEE 802 LAN/MAN Standards Committee, "Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications," IEEE Standard 802.11, 1999 edition, 1999.
- [36] C.-H. Yeh and H. Zhou, "A new class of collision-free mac protocols for ad hoc wireless networks," in *Proceedings of the International Conference Advances in Infrastructure for e-Business, e-Education, e-Science, and e-Medicine on the Internet*, Jan 2002.
- [37] Data sheet: Cisco aironet 350 series client adapters. [Online]. Available: <http://www.cisco.com/warp/public/cc/pd/witc/ao350ap/prodlit/a350c/ds.h%tm>
- [38] E. Shih, P. Bahl, and M. Sinclair, "Wake on wireless: An event driven energy saving strategy for battery operated devices," in *Proceedings of ACM MOBICOM*, 2002.



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