

طراحی لایه - متقاطع برای کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان بندی در شبکه های بی سیم ad-hoc با در نظر گرفتن توان الکتریکی گره ها

مسعود شفیعی*

محسن شفیعی راد^۱*

*

چکیده

شبکه های بی سیم Ad-hoc متشکل از مجموعه ای از گره های بی سیم هستند که از طریق امواج رادیویی در ارتباطند. در شبکه بندی در محیط بی سیم، چالش های متعددی وجود دارد. یکی از مهمترین این چالش ها مکانیزم نگهداری و حفظ اتصال برای مصرف توان است. در این مقاله یک الگوریتم بهینه چندمنظوره برای شبکه های بی سیم ad-hoc طراحی شده است که اثر توان الکتریکی گره ها بر کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان بندی لایه - متقاطع را نشان می دهد. ابتدا محدودیت های نرخ و زمان بندی فرمول بندی می شود. در این راه، متغیرهای جریان چندکالایی استفاده شده اند. سپس تخصیص منابع در شبکه با کانال بی سیم ثابت و تجهیزات تک نرخ فرموله شده است. از آنجایی که اثر توان الکتریکی گره ها به عنوان موضوع جدید در این مقاله در نظر گرفته شده است، مسئله تخصیص منابع به صورت تابع سودمندی و هزینه به طور همزمان در مسئله ماکزیم سازی با توجه به محدودیت های مذکور در نظر گرفته شده است. مسئله تخصیص منابع بوسیله تجزیه دوگان به سه زیر مسئله کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان بندی تجزیه شده است که با یکدیگر از طریق هزینه ازدحام و هزینه لینک در تعامل هستند. یک مثال به منظور نشان دادن کارایی الگوریتم ارائه شده در پایان آورده شده است.

کلید واژگان: شبکه های بی سیم ad-hoc، کنترل ازدحام، الگوریتم توزیع شده، کنترل توان، طراحی لایه متقاطع

۱- مقدمه

امروزه بیشتر منابع انرژی گره ها در شبکه های بی سیم ad-hoc، باتری هستند. اما هر گره یک توان باتری محدود دارد. گره ها علاوه بر گیرنده و فرستنده بودن مانند مسیریاب نیز عمل می کنند که این نیازمند مصرف توان الکتریکی است. افت توان الکتریکی در یک گره نه تنها روی خود گره، بلکه روی توانائیش برای انتقال بسته های گره های دیگر به سمت مقاصدشان تأثیر می گذارد و بنابراین عمر کل شبکه را تحت تأثیر قرار می دهد. بنابراین، اینکه چگونه عمر شبکه طولانی تر گردد، مسئله ای مهم است که باید مورد بررسی قرار گیرد. این موضوع عموماً با عنوان "مدیریت توان" شناخته می شود؛ به این صورت که پروتکل های کنترل ازدحام و مسیریابی، باید کمترین توان را توسط کاهش تعداد بسته های ارسالی مصرف کنند.

در شبکه های بی سیم ad-hoc، تخصیص صحیح کانال، کنترل ازدحام، مسیریابی، زمان بندی و کنترل توان باید به طور هم زمان مورد توجه قرار گرفته و به شکل توزیع شده پیاده شوند. به طور متداول، پروتکل های شبکه ساختار لایه ای دارند و این اهداف را به طور مستقل در لایه های مجزا انجام می دهند [۱-۳].

۱. نویسنده عهده دار مکاتبات (m.shafieirad@aut.ac.ir)

با زمان استفاده گردیده و یک خط مشی برای مسیریابی و تخصیص توان توأم جهت پایدارسازی سیستم، وقتی که نرخ‌های ورودی در ناحیه مجاز ظرفیت هستند پیشنهاد شده است.

در [۸] اثر تداخل روی کارایی شبکه‌های بی‌سیم چند گامی را مطالعه کرده‌اند و تداخل بی‌سیم را توسط گراف رقابت جریان^۱ مدل نموده‌اند. ما ساختار مشابهی برای مدل‌سازی رقابت بین لینک‌ها استفاده می‌کنیم. [۹] مدل مشابهی را برای مطالعه مسئله زمان‌بندی ارسال‌ها و مسیریابی جریان‌ها به طور همزمان به منظور تعیین نرخ قابل دسترس در شبکه‌های بی‌سیم استفاده می‌کند. کارهای مذکور، روی تعامل بین لایه‌های پیوند داده و شبکه تمرکز می‌نمایند و ناحیه نرخ قابل حصول در لایه شبکه را مشخص می‌کنند.

محققین توسط مدل دوگان TCP/AQM^۲ که یک مثال از تجزیه افقی توسط تجزیه دوگان است، چهارچوب ماکزیم‌سازی سودمندی را برای رسیدن به یک متدولوژی طراحی لایه-مقاطع توسعه داده‌اند. تئوری دوگان به تجزیه عمودی به طراحی در لایه‌های مختلف منجر می‌گردد که از طریق هزینه ازدحام با هم در تعامل هستند. کارهای اخیر در این زمینه با عنوان "لایه بندی به عنوان تجزیه دوگان"^۳ [۱۰]، شامل مسیریابی و تخصیص منابع در [۱۱]، لایه فیزیکی و TCP در [۶] و کنترل دسترسی به محیط یا زمان‌بندی و TCP توأم در [۱۳، ۱۲، ۵] می‌باشد.

الگوریتم‌های زیادی برای حل موضوع انرژی وجود دارند. اما هر یک در موقعیت‌های مختلف دارای مزایا و معایبی هستند و فقط در موقعیت خاصی به بهترین شکل عمل می‌کنند. به هر حال می‌توان راه حل‌های موجود را با هم ترکیب نمود و یک راه مؤثر برای انرژی بدست آورد. از آن جایی که بحث انرژی یک مسئله مهم و حیاتی در لایه‌های دیگر شبکه می‌باشد، تلاش‌های زیادی برای توسعه الگوریتم‌های انرژی-آگاه در لایه انتقال و MAC صورت گرفته است [۱۴]. در ساختار لایه ای شبکه، فرض می‌شود هر لایه به صورت مستقل از بقیه لایه‌ها عمل می‌کند. اخیراً مطالعات پیشنهاد می‌کند که به صورت طراحی لایه-مقاطع بایستی کارایی انرژی را ماکزیم نمود [۱۵، ۱۶]. همچنین [۱۷] طراحی لایه-مقاطع برای کنترل ازدحام و زمان‌بندی و کنترل توان در شبکه با دسترسی تصادفی را ارائه نموده است.

به هر حال کانال بی‌سیم منبعی محدود است و استفاده موثر از آن از اهمیت خاصی برخوردار است. برای این منظور کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی، بر خلاف ساختار لایه ای که این سه عمل در لایه‌های انتقال، شبکه و پیوند داده به طور مجزا انجام می‌گیرند، باید به شکل همزمان، یکجا و توأم طراحی شوند.

نیاز به طراحی لایه-مقاطع از سه جنبه قابل بحث است. نخست اینکه کانال بی‌سیم یک محیط تسهیم شده^۴ و محدود (به دلیل تداخل) می‌باشد و به دلیل رقابت در میان لینک‌ها یک محدودیت در تخصیص منابع وجود دارد که ناحیه نرخ قابل حصول در لایه پیوند داده را معین می‌کند. دوم، بیشتر الگوریتم‌های مسیریابی برای شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc مسیریابی با کمترین تعداد گام^۵ را مستقل از حجم ترافیک شبکه، تداخل و رقابت بین لینک‌ها انتخاب می‌کنند که می‌تواند باعث ازدحام در برخی نواحی و استفاده نامؤثر از کانال در نواحی دیگر گردد. به منظور استفاده مؤثر از کانال بی‌سیم، بایستی از مسیرهای چندگانه بر اساس الگوی تقاضای ترافیک، تداخل و رقابت بین لینک‌ها استفاده گردد [۴]. سوم، پروتکل کنترل انتقال^۳ می‌تواند به صورت الگوریتم‌های توزیع شده (مسئله اولیه-دوگان)^۲ جهت ماکزیم سازی سودمندی جمعی توصیف شود. در این الگوریتم‌ها، یک شبکه با ظرفیت کانال ثابت و مسیرهای از پیش تعیین شده مفروض است که باید به دنبال الگوریتم توزیع شده مسیریابی بدون مسیر از پیش تعیین شده بود [۳-۵].

در [۱-۴] یک چهارچوب بهینه‌سازی سودمندی برای کنترل ازدحام اینترنت ارائه شده است. برای شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc، چهارچوب مشابهی برای کنترل ازدحام قابل استفاده است [۴-۶]. در [۵] کنترل ازدحام و کنترل دسترسی به محیط به طور توأم برای شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc مطالعه شده و تخصیص نرخ به‌عنوان مسئله ماکزیم‌سازی بدون در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها و صرفاً با توجه به محدودیت رقابت برای دسترسی به کانال، فرمول بندی شده است.

در [۷] متغیر چندکالایی^۵ جریان به منظور مشخص نمودن ناحیه مجاز ظرفیت برای شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با کانال متغیر

۱. Shared

۲. Hop

۳. Transmission Control Protocol (TCP)

۴. Primal-Dual Problem

۵. Multi-Commodity

۱. Contention Flow Graph

۲. Active Queue Management

است. این دو زیر مسئله از طریق هزینه‌های ازدحام و لینک در تعامل هستند. بر اساس این تجزیه، توسط روش زیر گرایان می‌توان یک الگوریتم توزیع شده‌ی آگاه از وضع لینک در قالب طراحی لایه-مقاطع برای حل همزمان سه موضوع کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی بدست آورد و همگرایی آن به مقدار بهینه را اثبات نمود. در این طراحی، منبع نرخ ارسال خود را بر اساس هزینه ازدحام که به صورت محلی در منبع تولید می‌گردد، تنظیم می‌کند. مسیریابی و زمان‌بندی بهینه توسط هزینه تفاضلی گره‌های همسایه که بوسیله هزینه ازدحام و هزینه لینک بدست آمده، ارضا می‌شود.

در ادامه، ابتدا در بخش ۲، مدل‌های مربوط به شبکه شامل مدل عمومی شبکه، مدل هزینه لینک و مدل محدودیت‌های نرخ و زمان‌بندی شرح داده می‌شوند. در زیر بخش ۲-۳، کار جدید این مقاله آغاز می‌گردد. بدین صورت که تفسیر جدیدی برای هزینه لینک بر اساس متغیر چند کالایی فرموله می‌گردد و روابط ماکزیم سازی به شکل توسعه یافته نوشته می‌شوند. در بخش ۳، الگوریتم توزیع شده جدیدی بر اساس تجزیه دوگان با توجه به مدل جدید زیربخش ۲-۳ بدست می‌آید. سپس روی مسئله زمان‌بندی بحث خواهد شد و در بخش انتهایی، یک مثال به طور کامل به همراه نتایج شبیه سازی به منظور مقایسه الگوریتم توسعه یافته جدید با الگوریتم‌های موجود و نشان دادن کارایی روش جدید، خواهد آمد.

۲- مدل

یک شبکه بی‌سیم ad-hoc با N گره و یک مجموعه از L لینک را در نظر می‌گیریم. لینک‌ها جهت دار و متقارن هستند، بدین صورت که لینک (j, i) عضو مجموعه L است، اگر و تنها اگر (i, j) عضو مجموعه L باشد. هر لینک $li \in L$ یک ظرفیت محدود ثابت C_l بیت بر ثانیه دارد یعنی کانال بی‌سیم ثابت است. همچنین فرض می‌گردد توپولوژی شبکه ثابت است. یعنی هیچ گرهی به طور کامل توان باتری خود را از دست نمی‌دهد و هدف، مدیریت توان گره‌ها قبل از تغییر توپولوژی و در نتیجه به تعویق انداختن آن می‌باشد.

۲-۱- مدل‌سازی هزینه مربوط به توان

به‌منظور نشان دادن مزایای کنترل و تنظیم توان ارسالی، ابتدا شکل ۱ مورد مطالعه قرار می‌گیرد که دو مدل توان ارسالی ثابت و متغیر

در [۱۸] یک طراحی لایه-مقاطع برای کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی به صورت توأم بدون اثر الکتریکی ارائه شده است. نویسندگان لایه انتقال انتها به انتها را در نظر گرفته‌اند و بنابراین شبکه کنترل ازدحام را به منظور جستجوی خودکار ناحیه نرخ قابل حصول استفاده می‌کند، هنگامی که برخی توابع هدف سرتاسری برای کاربران انتهایی در حال بهینه شدن است. همانگونه که ذکر شد، در طراحی‌های لایه-مقاطع فوق، اثر توان الکتریکی گره‌ها در نظر گرفته نشده است. در این تحقیق روشی ارائه می‌گردد که این مسئله را توسط تعریف متغیر هزینه لینک حل نماید. هدف در این مقاله افزودن اثر توان الکتریکی گره‌ها روی کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc توسط طراحی لایه-مقاطع می‌باشد. در این مسیر، کار انجام شده در [۱۸] برای در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها توسعه داده شده و نقش آن به طور همزمان در کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی مطالعه شده است.

در این تحقیق، نقش هزینه لینک که بر اساس توان الکتریکی گره‌های دو سر لینک مدل می‌گردد، به مسئله پایه ماکزیم سازی سودمندی اضافه می‌شود. توسط این توسعه، می‌توان اثر توان الکتریکی گره‌ها در کنترل ازدحام را در نظر گرفت و مسئله ماکزیم‌سازی را حل نمود. رقابت بین لینک‌های بی‌سیم به عنوان "گراف رقابت جریان" مدل می‌شود. با این ساختار نشان داده می‌شود که دست از لینک‌ها ممکن است تداخل نموده و نتوانند به طور هم زمان ارسال داشته باشند.

متغیر چندکالایی جریان [۱۸] جهت فرمول‌بندی محدودیت نرخ در لایه شبکه استفاده شده و تخصیص منابع در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با کانال ثابت و تجهیزات تک نرخی به صورت مسئله ماکزیم‌سازی با توجه به محدودیت‌های مذکور فرمول بندی می‌گردد. در این مسئله ماکزیم سازی توسط معرفی متغیر چندکالایی جریان برای هزینه لینک، علاوه بر سودمندی در مسئله بهینه‌سازی، هزینه نیز در نظر گرفته می‌شود. مقدار توان الکتریکی که هر گره جهت ارسال یک بسته توسط یک لینک خاص مصرف می‌کند به طول آن لینک و میزان ارسال دیتا توسط آن گره وابسته است و بنابراین هزینه لینک می‌تواند بر اساس توان الکتریکی گره‌ها تعریف شود و بالعکس.

تئوری دوگان به منظور تجزیه مسئله به زیر مسئله کنترل ازدحام و زیر مسئله مسیریابی - زمان‌بندی به کار گرفته شده

تحقیقات زیادی روی کنترل توپولوژی شبکه‌های ad-hoc بسیار^۱ توسط تنظیم توان ارسال انجام شده‌اند [۲۲-۱۹] و هدف اولیه، حفظ توپولوژی به هم متصل با استفاده از کمترین توان مصرفی می‌باشد. در مسئله بهینه‌سازی گراف، هر لینک توسط هزینه لینک وابسته به توان ارسال لازم (مثل $p(|SA|)$ برای لینک $A \rightarrow S$) یک وزن پیدا می‌کند. مسئله یافتن مسیر بهینه از لحاظ انرژی، یافتن مسیری در گراف است که حداقل وزن را داشته باشد. الگوریتم بهینه‌سازی به صورت توزیع شده باید به همراه اطلاعاتی مثل انرژی ارسال روی لینک بی‌سیم (هزینه لینک) و انرژی باقی‌مانده باتری در گره به کار رود. انرژی باقی‌مانده باتری در گره برای متعادل نمودن مصرف انرژی توسط جلوگیری از انتخاب گره‌هایی با انرژی پائین برای ارسال به کار می‌رود. این موضوع را می‌توان در هزینه لینک ادغام نمود و یک هزینه کلی برای لینک تعریف نمود [۲۳].

برای داشتن انرژی باقی‌مانده باتری در گره بایستی انرژی مصرف شده را محاسبه نمود. انرژی مصرفی شامل انرژی لازم برای اجرای یک عمل، وقتی که یک گره یک پیام برای گره دیگر می‌فرستد، می‌باشد. انرژی مصرفی در گره ارسال‌کننده به منظور ارسال و در گره دریافت‌کننده به منظور دریافت می‌باشد. انرژی مصرفی در ارسال (E_t)، و انرژی مصرفی در دریافت (E_r)، به طریق زیر محاسبه می‌شوند [۲۴]:

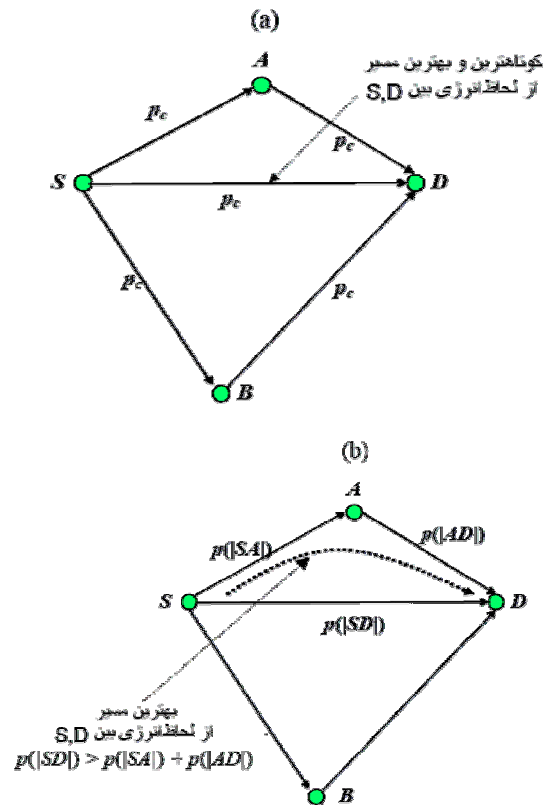
$$E_t = E_{elec} * k + E_{amp} * k * d^2$$

$$E_r = E_{elec} * k,$$

E_{elec} انرژی مصرفی توسط بخش گیرنده یا فرستنده رادیویی و E_{amp} انرژی مصرفی توسط تقویت‌کننده است. k تعداد بایت‌هایی است که باید ارسال شود و d فاصله ارسال است.

برای در نظر گرفتن اثر توان بایستی هزینه مربوط به توان برای هر لینک تعریف گردد. فرض می‌شود توپولوژی کلی شبکه و شکل عمومی گراف ارتباطی گره‌ها ثابت بماند و گره‌ها به دلیل تمام شدن توان الکتریکی و یا باتری از شبکه خارج نشوند. یعنی فرض می‌شود توان هیچ گرهی به اتمام نرسد. در اینجا برای هزینه لینک در رابطه با توان، با توجه به همه آن چیزی که گفته شد و در برخی از کارهای انجام شده قبل می‌توان دید، پارامتر هزینه لینک توسط رابطه زیر مشخص می‌گردد:

را نشان می‌دهد. اگر توان ارسال قابل کنترل نبوده و ثابت باشد (p_c) مانند شکل ۱ قسمت a، مسیر $D \rightarrow S$ هم کوتاهترین مسیر و هم از لحاظ انرژی مؤثرترین مسیر می‌باشد. از طرف دیگر، اگر توان ارسال قابل کنترل باشد، از لحاظ انرژی مؤثرتر است که داده توسط گره‌های میانی ارسال گردد، زیرا توان ارسال مورد نیاز p برای ارتباط بین دو گره یک وابستگی فرا خطی با فاصله دارد، یعنی $p(d) \propto d^2$ [۴]. برای مثال در شکل ۱ قسمت b، مسیر $D \rightarrow A \rightarrow S$ از $D \rightarrow S$ منفرجه و B حاده می‌باشد و در نتیجه طبق رابطه $p(d) \propto d^2$ داریم $p(|SD|) > p(|SA|) + p(|AD|)$. گره S انرژی خود را توسط کاهش توان رادیویی خود به اندازه کافی برای رسیدن به A و نه به اندازه کافی برای رسیدن به D، ذخیره می‌کند.



شکل ۱: دو مدل برای توان ارسال: حالت (a) توان ثابت (هزینه لینک ثابت p_c مستقل از فاصله)، حالت (b) توان متغیر (هزینه لینک $p(d)$ وابسته به فاصله)

تمامی مجموعه‌های مستقل از رئوس توسط گراف رقابت جریان شناسایی می‌شوند. واضح است که همه لینک‌های درون یک مجموعه مستقل می‌توانند ارسال همزمان داشته باشند. برای نمونه، در شکل ۲، $\{۲, ۸\}$ ، $\{۲, ۸\}$ ، $\{۴, ۶\}$ ، $\{۱, ۸\}$ برخی از این مجموعه‌های مستقل هستند.

E مجموعه همه مجموعه‌های مستقل نامیده می‌گردد. یک مجموعه مستقل توسط σ به عنوان یک بردار نرخ L بعدی r^e با درایه‌های l به شکل زیر نشان داده می‌شود:

$$r_l^e := \begin{cases} c_l & \text{if } l \in e, \\ 0 & \text{otherwise.} \end{cases}$$

ناحیه نرخ قابل حصول Π در لایه پیوند داده به عنوان قشر محدب از این بردارها تعریف می‌گردد:

$$\Pi := \left\{ r : r = \sum_e a_e r^e, a_e \geq 0, \sum_e a_e = 1 \right\}. \quad (۱)$$

بنابراین برای یک بردار جریان لینک مثل y ، محدودیت زمان بندی می‌گوید:

$$y \in \Pi.$$

مجموعه گره‌های مقصد شبکه را با D نشان می‌دهیم.

متغیر چندکالایی جریان $f_{i,j}^k$ نشانگر ظرفیت تخصیص داده شده هر لینک به یک جریان شبکه خاص بوده و به کمک آن محدودیت نرخ در لایه شبکه توصیف می‌گردد. فرض کنیم $f_{i,j}^k \geq 0$ مقدار ظرفیت هر لینک (i, j) برای رسیدن به مقصد k باشد. بنابراین $f_{i,j} = \sum_{k \in D} f_{i,j}^k$ ظرفیت مجموع روی لینک (i, j) است. از محدودیت زمان بندی $f = \{f_{i,j}\}$ داریم:

$$f \in \Pi \quad (۲)$$

فرض کنیم $x_i^k \geq 0$ جریان تولیدی در گره i به سمت مقصد k باشد. بنابراین ظرفیت مجموع برای جریان‌های ورودی اش و جریان تولیدی اش به سمت مقصد k نباید از جمع ظرفیت هایش برای جریان‌های خروجی اش به سمت k تجاوز کند:

$$x_i^k \leq \sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k, i \in N, k \in D, i \neq k. \quad (۳)$$

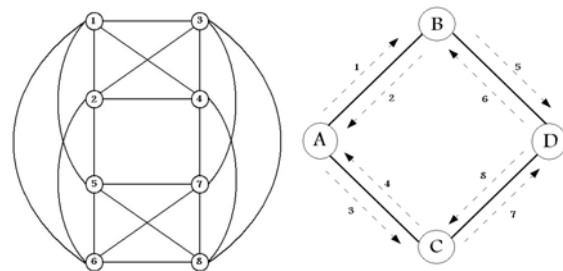
$$\text{cost}(n_i, n_j) = \frac{d^\alpha(n_i, n_j)}{\sigma * \text{Min}\{Rm_i, Rm_j\}}$$

گره‌های i و j توسط n_i و n_j مشخص شده‌اند. فاصله بین این دو گره توسط $d(n_i, n_j)$ نمایش داده می‌شود. α ثابت است و برای مسیرهای کوتاه و نرمال برابر با ۲ می‌باشد. انرژی باقی مانده گره‌های i و j توسط Rm_i و Rm_j مشخص می‌شوند. σ پارامتر مربوط به انرژی باقی مانده است.

در فرمول بندی مسئله، متغیرهای چندکالایی به عنوان مقدار هزینه ای که هر لینک موقع ارسال دیتا به مقصد k با آن مواجه است، معرفی گشته و به کمک آن اثر توان الکتریکی گره‌ها توصیف می‌شود. متغیر چند کالایی به متغیری اطلاق می‌شود که پارامترهای مربوط به وضعیت شبکه مانند جریان، هزینه و غیره را با توجه به هر زوج فرستنده-گیرنده و مقصد نهایی موردنظر مشخص می‌کند.

۲-۲- مدل سازی محدودیت نرخ و زمان بندی

کانال بی سیم یک محیط تسهیم شده و محدود (به دلیل تداخل) می‌باشد. زیرا لینک‌ها برای انحصار کانال با هم در رقابتند. شبکه با مدل تداخل اولیه در نظر گرفته می‌شود که در آن لینک‌هایی که یک گره مشترک دارند نمی‌توانند به طور همزمان ارسال کنند اما لینک‌هایی که گره مشترکی ندارند می‌توانند ارسال همزمان داشته باشند. تحت این مدل از تداخل، "گراف رقابت جریان" تشکیل می‌گردد [۸] که روابط رقابتی بین لینک‌ها را نشان می‌دهد. در گراف رقابت جریان هر رأس یک لینک را نشان می‌دهد و هر یال بین دو رأس رقابت بین لینک‌های مربوطه را نشان می‌دهد: این لینک‌ها نمی‌توانند ارسال همزمان داشته باشند. شکل ۲ یک شبکه بی سیم ad-hoc و گراف رقابت جریان آن را با مدل تداخل اولیه نشان می‌دهد.



شکل ۲: یک شبکه بی سیم ad-hoc با ۴ گره و ۸ لینک به همراه گراف رقابت جریان آن

$$x_i^k \leq \sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k, \quad (5)$$

$$f \in \Pi, \quad (6)$$

که در آن $x_i^k = 0$ و $i \in N, k \in D, i \neq k$ اگر $[i, k] \notin S \times D$.
 حل مستقیم مسئله (۴) تا (۶) نیازمند هماهنگی بین همه منابع و لینک‌هاست که این موضوع در شبکه‌های واقعی غیر عملی است. از آن جایی که (۴) یک مسئله بهینه‌سازی محدب با دوگانی قوی است، الگوریتم های توزیع شده می‌توانند توسط فرمول بندی و حل مسئله دوگان لاگرانژ بدست آیند. در بخش بعد، مسئله دوگان حل می‌شود و نتایج آن در قالب طراحی لایه-مقاطع کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی تفسیر می‌شود.

۳- طراحی لایه-مقاطع توسط تجزیه دوگان

۳-۱- الگوریتم دوگان

مسئله لاگرانژین مربوط به محدودیت نرخ را در نظر می‌گیریم:

$$L(p, x, f) = \sum_s U_s(x_s) - \sum_{(i,j),k} \lambda_{i,j}^k f_{i,j}^k - \sum_{i \in N, k \in D, i \neq k} p_i^k (x_i^k - \sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k + \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k).$$

مسئله دوگان مربوط به مسئله اولیه (۴) تا (۶) به شکل زیر است:

$$\min_{p \geq 0} D(p) \quad (7)$$

تابع دوگان به شکل زیر می‌باشد:

$$D(p) = \max_f \sum_s U_s(x_s) - \sum_{(i,j),k} \lambda_{i,j}^k f_{i,j}^k - \sum_{i \in N, k \in D, i \neq k} p_i^k (x_i^k - \sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k + \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k). \quad (8)$$

$f \in \Pi$

محدودیت (۵) توسط معرفی ضرائب لاگرانژ p_i^k برای گره i و مقصد k در (۸) بر طرف شده است. مسئله ماکزیمم سازی (۸) را می‌توان به دو زیر مسئله زیر تجزیه نمود:

$$D_1(p) = \max_{x_s \geq 0} \sum_s U_s(x_s) - \sum_s x_s p_s \quad (9)$$

$$D_2(p) = \max_{f_{i,j}^k \geq 0, i \in N, k \in D, i \neq k} \sum_{j:(i,j) \in L} p_i^k (\sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k) - \sum_{(i,j),k} \lambda_{i,j}^k f_{i,j}^k \quad (10)$$

معادله (۳) محدودیت نرخ برای تخصیص منابع است.

۲-۳- فرمول بندی مسئله

برای نشان دادن یک لینک از زوج گره $(i, j) \in N \times N$ یا نماد $l \in L$ استفاده می‌گردد. فرض می‌شود شبکه توسط مجموعه S از منابع S تسهیم شده است. از نماد $[i, k] \in N \times S$ برای نمایش جریان لایه شبکه استفاده می‌شود.

در این بخش، برای تابع هزینه برای هر لینک، یک متغیر چندکالایی هزینه به شکل جدیدی معرفی می‌شود. با توجه به مدل توان در بخش قبل، هزینه مربوط به توان توسط هزینه لینک مدل می‌شود. برای هر لینک یک هزینه در نظر گرفته می‌شود. هزینه، تابعی از طول لینک‌ها و توان باقیمانده در گره‌های دو سر آن لینک است. برای مثال اگر سطح توان در یک گره کاهش یابد، در نتیجه هزینه اش افزایش می‌یابد. ارسال بسته‌های بیشتر توسط این لینک، باعث از کار افتادن شبکه می‌گردد. بنابراین از $\lambda_{i,j}^k$ برای هزینه لینک استفاده می‌گردد. تفسیر این متغیر به این صورت است: لینک (i, j) به منظور ارسال دیتای $f_{i,j}^k$ به مقصد k هزینه $\lambda_{i,j}^k$ را خواهد دید [۱۸].

بهترین تفسیر برای $\lambda_{i,j}^k$ به شکل زیر است:

$$\lambda_{ij}^k \equiv \text{cost}(n_i, n_j) = \frac{d^2(n_i, n_j)}{\text{Min}\{Rm_i, Rm_j\}} \equiv \frac{d_{ij}^2}{\text{Min}\{Rm_i, Rm_j\}}$$

هر گره توسط GPS می‌تواند از طول لینک‌ها در شبکه آگاه گردد. همچنین هر گره باید میزان باتری باقیمانده خود را به همسایگانش اطلاع دهد.

فرض کنیم هر منبع S سودمندی $U_s(x_s)$ را وقتی با نرخ x_s بسته بر ثانیه ارسال می‌کند بدست آورد. فرض می‌شود $U_s(\cdot)$ یک تابع مشتق پذیر، افزایشی و اکیدا مقعر است. در ادامه ی روش جدید ارائه شده، تخصیص منابع به عنوان مسئله ماکزیمم سازی تابع سودمندی منهای تابع هزینه با توجه به محدودیت های نرخ و زمان‌بندی به شکل توسعه یافته زیر فرموله می‌شود. هدف ما انتخاب نرخ های منبع x_s و ظرفیت های تخصیص داده شده $f_{i,j}^k$ به منظور حل مسئله زیر است:

$$\max_{x_s \geq 0, f_{i,j}^k \geq 0} \left(\sum_s U_s(x_s) - \sum_{(i,j),k} \lambda_{i,j}^k f_{i,j}^k \right) \quad (4)$$

- مسیریابی: روی لینک (i, j) ، مقداری از دیتا (بیت) برای مقصد k^* بر اساس نرخ مشخص شده در زمان‌بندی فوق ارسال می‌گردد. مقادیر $\omega_{i,j}$ ماکزیمم هزینه ازدحام تفاضلی مقصد k بین \tilde{i} , \tilde{j} را نشان می‌دهند. بایستی توجه شود که سه مرحله فوق معادل حل مسئله (۱۰) با رابطه زیر است:

$$f_{i,j}^k(t) = \begin{cases} \tilde{f}_{i,j}^k(t) & \text{if } k = k(t), \\ 0 & \text{if } k \neq k(t). \end{cases}$$

برای حل مسئله دوگان (۷) بایستی توجه شود که تابع دوگان $D(p)$ مشتق پذیر نیست، زیرا $D_2(p)$ تابعی تکه‌ای خطی و مشتق ناپذیر است. بنابراین روشهای گرادیان معمولی قابل به کارگیری نیستند. بنابراین، از روش زیر گرادیان استفاده می‌شود. فرض کنیم $f_{i,j}^k$ حل بدست آمده از الگوریتم زمان‌بندی و مسیریابی فوق باشد. به آسانی مشاهده می‌شود:

$$g_i^k(p) = \sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k(p) - \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k(p) - x_i^k(p) \quad (14)$$

یک زیر گرادیان از تابع دوگان $D(p)$ در p است. بنابراین توسط روش زیرگرادیان [۲۶]، الگوریتم زیر را برای تنظیم هزینه برای زوج گره (i, k) داریم:

$$p_i^k(t+1) = [p_i^k(t) + \gamma_t (x_i^k(p(t)) - (\sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k(p(t)) - \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k(p(t))))]^+, \quad (15)$$

γ_t اندازه گام (اسکالر و مثبت) و '+' نشان دهنده تصویر روی \mathbb{R}^+ اعداد نامنفی حقیقی است.

معادله (۱۵) می‌گوید، اگر تقاضای $x_i^k(p(t))$ برای پهنای باند در گره i برای جریان به مقصد k از ظرفیت مؤثر $\sum_j f_{i,j}^k - \sum_j f_{j,i}^k$ تجاوز کند، هزینه افزایش می‌یابد که تقاضا را کاهش می‌دهد (۱۱) و ظرفیت مؤثر را افزایش می‌دهد. (۱۲).

همچنین توجه داریم که معادله (۱۵) توزیع شده است و می‌تواند توسط گره‌های فردی فقط با استفاده از اطلاعات محلی پیاده گردد. الگوریتم دوگان فوق یک الگوریتم کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی توأم را به دست می‌دهد که در لایه انتقال، گره منبع S به طور فردی نرخ خود را بر اساس هزینه محلی

اگر p_i^k به عنوان هزینه ازدحام تفسیر شود، مسئله (۹)، کنترل ازدحام می‌باشد [۳،۲]. مسئله (۱۰) یک زمان‌بندی و مسیریابی توأم است زیرا برای حل آن نیاز است مقدار ظرفیت $f_{i,j}^k$ که به لینک (i, j) جهت ارسال به مقصد k تخصیص داده شده تعیین شود. بنابراین توسط تجزیه دوگان، مسئله بهینه‌سازی جریان به مسائل بهینه‌سازی محلی جداگانه به ترتیب در لایه‌های انتقال، شبکه و پیوند داده تجزیه می‌گردد و آنها از طریق هزینه ازدحام با هم در تعامل هستند. مسئله کنترل ازدحام (۹) یک ماکزیمم ساز منحصر به فرد را می‌دهد:

$$x_s(p) = U_s'^{-1}(p_s) \quad (11)$$

که نرخ منبع را بر اساس هزینه ازدحام گره منبع تنظیم می‌کند. بر خلاف کنترل ازدحام مرسوم TCP که منبع نرخ ارسال خود را بر اساس هزینه جمعی در طول مسیرش تنظیم می‌کند، در الگوریتم جدید، هزینه ازدحام در گره منبع تولید می‌شود. به آسانی مشاهده می‌شود:

$$\sum_{i,k} p_i^k (\sum_{j:(i,j) \in L} f_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k) = \sum_{i,j,k} f_{i,j}^k (p_i^k - p_j^k - \lambda_{ij}^k). \\ \text{for } i = k : p_i^k = 0$$

مسئله (۱۰) معادل مسئله زیر است:

$$D_2(p) = \max_{f \in \Pi} \sum_{i,j} f_{i,j} \max_k (p_i^k - p_j^k - \lambda_{ij}^k) \quad (12)$$

با توجه به توضیحات اخیر، می‌توان الگوریتم توأم زمان-بندی و مسیریابی زیر را ارائه نمود:

- برای هر لینک (i, j) ، مقصد k^* به گونه‌ای یافت می‌شود که $k(t) \in \arg \max_k (p_i^k(t) - p_j^k(t) - \lambda_{ij}^k(t))$ و تعریف می‌گردد:

$$\omega_{i,j}(t) = p_i^{k(t)}(t) - p_j^{k(t)}(t) - \lambda_{ij}^{k(t)}$$

- زمان‌بندی: $\tilde{f}_{i,j}$ به گونه‌ای انتخاب می‌گردد که:

$$\tilde{f}(t) \in \arg \max_{f \in \Pi} \sum_{(i,j) \in L} \omega_{i,j}(t) f_{i,j}. \quad (13)$$

مسئله زمان‌بندی فوق در شبکه‌های بی سیم ad-hoc مسئله ای دشوار است که همواره مورد تحقیق بوده است. در بخش ۳-۲ روی حل این مسئله بحث خواهد شد.

الگوریتم ۱: الگوریتم زمان‌بندی و مسیریابی به شکل توأم

در لحظه t :

(۱) هر گره i هزینه ازدحامش را بر اساس مقصد k به شکل زیر به روز می‌کند و هم هزینه ازدحام p_i^k و هم میزان شارژ باقیمانده روی باتری اش را به همه همسایگانش می‌فرستد. توجه داریم که $p_i^k(t)$ به عنوان هزینه ازدحام در شروع لحظه t می‌باشد:

$$p_i^k(t+1) = [p_i^k(t) + \gamma_i(x_i^k(p(t)) - (\sum_{j:(j,i) \in L} f_{i,j}^k(p(t)) - \sum_{j:(j,i) \in L} f_{j,i}^k(p(t))))]^+$$

(۲) کنترل ازدحام: هر گره منبع S نرخ ارسالش را در بازه t بر اساس هزینه محلی ازدحام به روز می‌کند:

$$x_s(p(t)) = U_s'^{-1}(p_s(t))$$

(۳) هر گره i اطلاعات مربوط به هزینه ازدحام همسایگانش را جمع نموده و مقصد $k(t)$ را به گونه ای می‌یابد که $k(t) \in \arg \max_k (p_i^k(t) - p_j^k(t) - \lambda_{ij}^k(t))$ و هزینه تفاضلی را به صورت $\omega_{i,j}(t) = p_i^{k(t)}(t) - p_j^{k(t)}(t) - \lambda_{ij}^{k(t)}$ محاسبه می‌نماید و آن را به همسایگان می‌فرستد.

(۴) زمان‌بندی: هر گره i اطلاعات مربوط به هزینه تفاضلی را از همسایگان می‌گیرد (از بازه قبل) و در شروع بازه t ظرفیت $\tilde{f}_{i,j}(t)$ را روی لینک (i,j) تخصیص می‌دهد.

$$\tilde{f}(t) \in \arg \max_{f \in \Pi} \sum_{(i,j) \in L} \omega_{i,j}(t) f_{i,j}$$

(۵) مسیریابی: روی لینک (i,j) مقداری بیت از دیتا بر اساس نرخ بدست آمده از زمان‌بندی را به سمت مقصد $k(t)$ می‌فرستیم.

ازدحام تنظیم می‌کند و گره‌های i به طور انفرادی هزینه شان را طبق (۱۵) به روز می‌کنند و در لایه شبکه/پیوند داده گره‌ها زمان‌بندی و مسیریابی را حل می‌کنند.

در اینجا کمی درباره خاصیت همگرایی الگوریتم ۱ بحث می‌شود. ممکن است تکرار جدید الگوریتم، هزینه دوگان را به

ازای همه مقادیر اندازه گام بهبود نبخشد. زیرا، روش زیرگرایان ممکن است در جهت کاهش نبوده اما زاویه ای کمتر از 90° درجه با همه جهتهای کاهش بسازد. در [۲۵] نشان داده شده برای مقدار ثابت اندازه گام، همگرایی الگوریتم به همسایگی مقدار بهینه تضمین شده است. برای اندازه گام میرا، الگوریتم به مقدار بهینه تضمین شده است. اغلب با مقدار ثابتی مثل $\gamma_i = \gamma$ کار می‌شود. توجه می‌گردد که هزینه دوگان معمولاً به طور یکنواخت به مقدار بهینه همگرا نمی‌شود و اطراف آن تحت روش زیر گرایان نوسان می‌کند و معیارهای معمول پایداری و همگرایی در اینجا قابل کاربرد نیست. اثبات کامل همگرایی مشابه [۱۸] می‌باشد.

۳-۲- زمان‌بندی در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc

زمان‌بندی در شبکه‌های *ad-hoc* یک مسئله مشکل و پیچیده است و در واقع یک مسئله برنامه ریزی غیر خطی می‌باشد. با مدل تداخل اولیه، مسئله زمان‌بندی (۱۳) معادل مسئله تطبیق^۱ وزن دار ماکزیمم در گراف شبکه G است. یک تطبیق $M(G)$ از گراف که در زیر گرافی از گراف $G = (V, E)$ است به طوریکه هیچ دو یال روی یک گره مشترک قرار نداشته باشند، جائیکه V مجموعه رئوس و E مجموعه یال هاست. فرض می‌شود $w(e) > 0$ به عنوان وزن یک یال $e \in E$ و وزن $w(G)$ مجموع وزن‌های همه یال‌های G است. یک تطبیق وزن دار ماکزیمم $M^*(G)$ از G ، یک تطبیق است که وزن آن در بین همه تطبیق‌های G ، ماکزیمم می‌باشد.

بیشتر روش‌های حل مسئله تطبیق وزن دار ماکزیمم^۲ به صورت متمرکز می‌باشند. یعنی هر گره بایستی گره مرکزی را از وزن خودش و اطلاعات محلی ارتباطی اش آگاه نماید، به گونه ای که گره مرکزی بتواند توپولوژی شبکه را به عنوان یک گراف وزن دار، بسازد. اما این موضوع منجر به یک سرریز ارتباطی بزرگ می‌گردد. ما به دنبال استفاده از یک الگوریتم توزیع شده هستیم که در آن هر گره، خودش، فقط به کمک اطلاعات محلی، در محاسبات شرکت نماید.

۱. Matching

۲. Maximum Weighted Matching

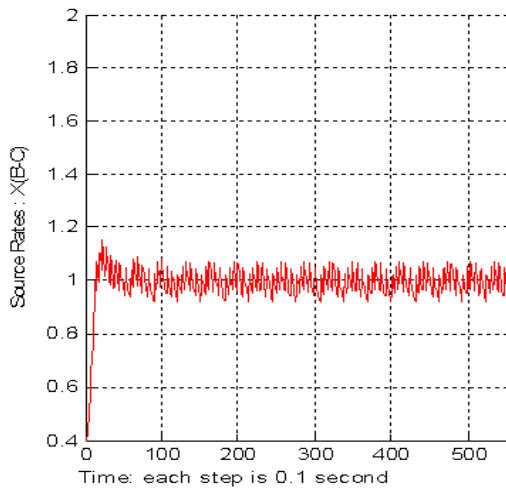
چنین توپولوژی ساده و کوچکی برای ساده بودن بحث روی نتایج انتخاب شده است.

فرض می‌شود لینک‌های CD,DC,AC,CA دارای ظرفیت یک واحد و بقیه لینک‌ها دارای ظرفیت دو واحد هستند. ابتدا الگوریتم ۱ بدون هیچ هزینه ($\lambda_{i,j}^k = 0$) و توسط زمان‌بندی کامل شبیه سازی می‌گردد. شکل های ۳ و ۴ روند تکاملی نرخ منبع را با اندازه گام ثابت $\gamma = 0.1$ نشان می‌دهند. مشاهده می‌شود که نرخ های منبع به سرعت به همسایگی مقدار بهینه همگرا شده‌اند و حول آن نوسانات کوچکی دارند.

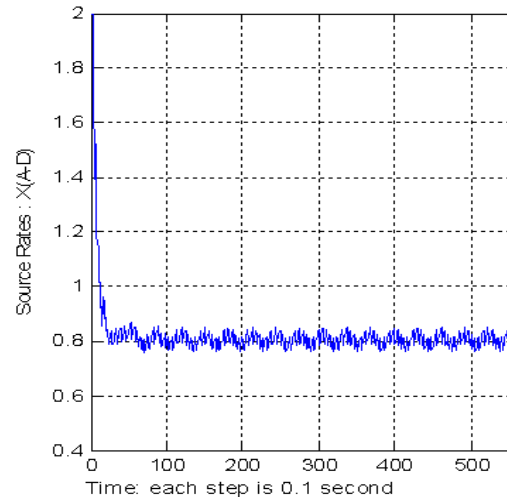
تعداد محدودی الگوریتم تقریبی توزیع شده برای مسئله تطبیق وزن دار ماکزیمم وجود دارد. در این راستا روش هایی از جمله الگوریتم ترتیبی حریم [۲۷] و الگوریتم توزیع شده ترتیبی حریم [۲۸] ارائه گردیده است. در این مقاله برای حل مسئله زمان بندی (۱۳)، از روش دوم استفاده شده است.

۴- مثال

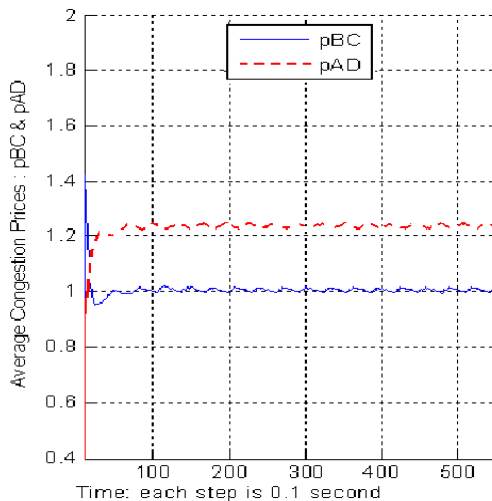
در این بخش یک مثال به منظور نشان دادن کارایی روش پیشنهادی آورده شده است. شبکه‌ای مانند شکل ۲ در نظر گرفته می‌شود و فرض می‌گردد دو جریان لایه شبکه $A \rightarrow D$ و $B \rightarrow C$ با تابع هزینه یکسان $U_s(x_s) = \log x_s$ موجودند.



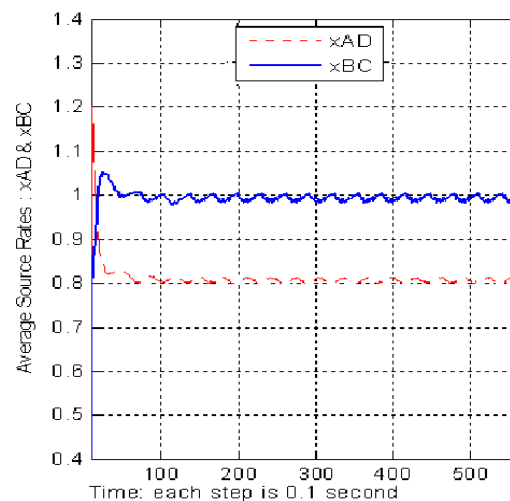
شکل ۴: نرخ منبع برای جریان BC



شکل ۳: نرخ منبع برای جریان AD



شکل ۶: میانگین هزینه ازدحام



شکل ۵: میانگین نرخ منابع

جدول ۱: میانگین نرخ جریان شبکه BC (بالا) و جریان شبکه AD (پائین) در لینک‌های مختلف توسط الگوریتم ۱ (زمان‌بندی کامل)

| Rates | A | B | C | D |
|-------|--------|---|--------|--------|
| A | ۰ | ۰ | ۰.۱۹۵۱ | - |
| B | ۰.۲۰۶۲ | ۰ | - | ۰.۱۹۹۲ |
| C | ۰ | - | ۰ | ۰ |
| D | - | ۰ | ۰.۱۳۳۲ | ۰ |

| Rates | A | B | C | D |
|-------|---|--------|--------|--------|
| A | ۰ | ۰.۰۰۱۰ | ۰.۱۰۰۲ | - |
| B | ۰ | ۰ | - | ۰ |
| C | ۰ | - | ۰ | ۰.۱۰۱۲ |
| D | - | ۰ | ۰ | ۰ |

جدول ۲: میانگین نرخ جریان شبکه BC (بالا) و جریان شبکه AD (پائین) در لینک‌های مختلف توسط الگوریتم ۱ (زمان‌بندی توزیع شده)

| Rates | A | B | C | D |
|-------|--------|---|--------|--------|
| A | ۰ | ۰ | ۰.۳۶۲۶ | - |
| B | ۰.۳۶۱۹ | ۰ | - | ۰.۳۷۳۶ |
| C | ۰ | - | ۰ | ۰ |
| D | - | ۰ | ۰.۳۶۷۶ | ۰ |

| Rates | A | B | C | D |
|-------|---|--------|--------|--------|
| A | ۰ | ۰.۶۳۱۴ | ۰.۱۳۶۹ | - |
| B | ۰ | ۰ | - | ۰.۶۲۵۴ |
| C | ۰ | - | ۰ | ۰.۱۳۲۹ |
| D | - | ۰ | ۰ | ۰ |

از لحاظ ریاضی، رفتار نوسانی در شکل، نتیجه مشتق ناپذیری تابع دوگان و از لحاظ فیزیکی ناشی از پروسه زمان‌بندی است. شکل‌های ۵ و ۶ مقدار میانگین نرخ منابع و هزینه‌های ازدحام را نشان می‌دهد. می‌بینیم که نمودارها هموار بوده و به طور یکنواخت به مقدار بهینه همگرا هستند.

جدول ۱ مقدار میانگین نرخ لینک‌ها که به هر جریان تخصیص داده شده را نشان می‌دهد. در کلیه جداول این بخش، ستون اول جدول، گره‌های ارسال‌کننده و سطر اول جدول، گره‌های گیرنده در هر لینک جهت دار را نشان می‌دهد. با کمک این جدول می‌توان گفت که هر جریان از کدام مسیرها استفاده نموده است. به عنوان نمونه در جدول پائینی توجه داریم لینک BA استفاده نشده، زیرا نزدیک منبع است و بیشترین رقابت در آن رخ می‌دهد. پس بدیهی است که یک مسیریابی و زمان‌بندی بهینه آن را استفاده نمی‌کند.

همچنین در جدول بالا منطقی نیست که به گره B چیزی بازگردد زیرا خودش منبع است. پس ستونی که در آن B گیرنده است بایستی در یک طرح بهینه صفر گردد.

لازم به تذکر است مقادیر بر اساس روند تکراری انجام الگوریتم به دست آمده‌اند و به شکل دقیق ارقام در جدول قرار گرفته است. جهت بررسی کلی نحوه ارسال دیتا مقادیر گرد شده تا دو رقم اعشار دید بهتر و ساده تری به خواننده می‌دهد. به عنوان مثال با گرد کردن اعداد جدول بالایی مشاهده می‌گردد که گره B به گره A به اندازه ۰/۲ و به گره D به اندازه ۰/۸ داده ارسال نموده است. از طرفی گره A نیز به اندازه ۰/۲ به گره مقصد، C ارسال داشته و گره D به اندازه ۰/۸ به گره مقصد، C داده ارسال نموده است که تعادل به خوبی نمایان است.

در ادامه الگوریتم ۱ را با زمان‌بندی توزیع شده تقریبی (بخش ۳-۲) شبیه سازی نموده ایم. نتایج در شکل‌های ۷ و ۸ نمایش داده شده‌اند. روند نرخ منابع، هزینه‌ها و مقادیر میانگین آنها مشابه حالت قبل است. اما نرخ منبع کمتر از قبل شده زیرا ناحیه نرخ قابل حصول در زمان‌بندی توزیع شده تقریبی کوچکتر است. جدول II مقدار میانگین نرخ لینک‌ها که به هر جریان تخصیص داده شده را نشان می‌دهد. می‌بینیم الگوی مسیریابی تغییر کرده است زیرا زمان‌بندی توزیع شده است. همچنین می‌بینیم همه لینک‌ها فرصت شرکت در ارسال دیتا را داشته‌اند.

جدول ۳: میانگین نرخ جریان شبکه BC (بالا) و جریان شبکه AD (پائین) در لینک‌های مختلف توسط الگوریتم ۱ (زمان‌بندی کامل) با کنترل توان الکتریکی گره‌ها

| Rates | A | B | C | D |
|-------|--------|--------|--------|--------|
| A | ۰ | ۰ | ۰.۰۰۵۰ | - |
| B | ۰.۰۰۵۰ | ۰ | - | ۰.۹۳۵۱ |
| C | ۰ | - | ۰ | ۰ |
| D | - | ۰.۷۹۱۲ | ۰.۰۷۰۹ | ۰ |

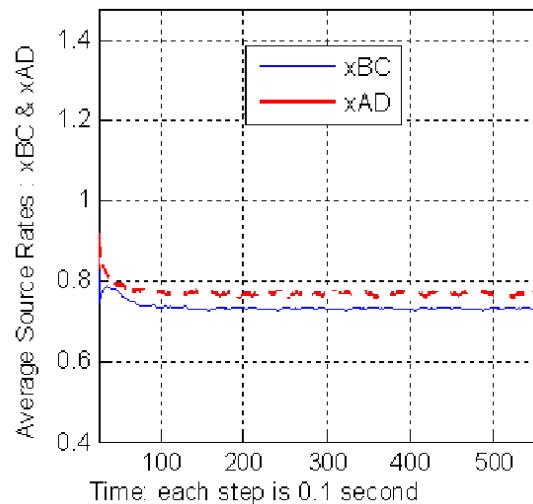
| Rates | A | B | C | D |
|-------|--------|--------|--------|--------|
| A | ۰ | ۰.۱۱۱۹ | ۰.۴۷۵۵ | - |
| B | ۰ | ۰ | - | ۰.۱۱۱۹ |
| C | ۰.۳۹۳۶ | - | ۰ | ۰.۰۱۰۰ |
| D | - | ۰ | ۰ | ۰ |

توپولوژی ثابت فرض شده یعنی شبیه سازی تا وقتی است که در هیچ گرهی باتری تمام نشود.

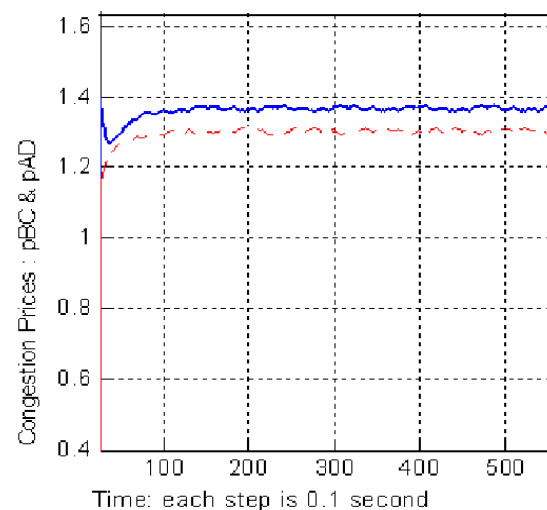
در جدول III میانگین نرخ لینک‌ها با اثر توان الکتریکی گره‌ها آورده شده است. اگر این جدول با جدول II مقایسه شود، مشاهده می‌شود نرخ لینک‌ها تغییر کرده‌اند. مجموع نرخ در لینک‌های CD, DC, AB, BA به دلیل طول بیشتر کاهش یافته و در بقیه لینک‌ها افزایش داشته است. برای مثال مجموع نرخ‌ها در لینک AB بدون در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها حدود ۰.۶۳ و با در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها حدود ۰.۱۱ شده است.

در شکل ۹ الگوی تخلیه باتری‌ها در دو حالت (خطوط خط چین بدون اثر توان و خطوط پیوسته با اثر توان) مشاهده می‌شود. مشخص است که با در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها روند تخلیه در حالت کلی تغییر کرده است. مثلاً برای گره A وقتی کنترل توان انجام شده دیرتر تخلیه صورت گرفته است. در گره‌های B, C در این مثال تغییری نبوده است. در گره D گویی به جبران ارسال کمتر توسط A، روند ارسال بیشتر شده و در نتیجه روند تخلیه سریعتر شده است.

به عنوان آخرین مشاهده، شکل ۱۰ را می‌بینیم که در آن نرخ منبع A در حالت با در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها نشان داده شده است. با گذشت زمان، نرخ منبع کاهشی است زیرا سطح توان در زنده نگه داشتن شبکه مهم است. بنابراین این نرخ ارسال در



شکل ۷: میانگین نرخ منابع



شکل ۸: میانگین هزینه ازدحام

اکنون بر اساس مدل ارائه شده برای توان الکتریکی گره‌ها و تابع هزینه مربوطه (بخش ۲-۱)، الگوریتم ۱ پیاده می‌گردد. فرض می‌شود هر گره یک باتری با یک ولتاژ اولیه دارد و به دلیل ارسال دیتا به گره‌های دیگر یا انتقال بسته‌های دیگران به یکدیگر در نقش مسیریاب، این ولتاژ در حال کاهش است. در این بخش، ولتاژها ۱۰ ولت فرض شده‌اند. همچنین فرض شده برای به منظور ارسال هر واحد دیتا یا دریافت آن ۳ میلی‌ولت افت ولتاژ داشته باشیم. فاصله بین گره‌های A, B را برابر ۲، فاصله بین گره‌های C, D را برابر ۲ و بقیه فواصل ۱ گرفته شده است.

گره‌ها، توسط توسعه چهارچوب ماکزیم‌سازی سودمندی به ماکزیم‌سازی سودمندی منهای هزینه و به کارگیری تجزیه دوگان ارائه شده است.

تخصیص منابع در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با کانال ثابت و تجهیزات تک‌نرخ به صورت مسئله ماکزیم‌سازی سودمندی با قابلیت زمان‌بندی و محدودیت‌های نرخ بدست آمده از رقابت در کانال بی‌سیم فرمول‌بندی شده است. توسط معرفی هزینه لینک به شکل متغیر چندکالایی، اثر توان الکتریکی گره‌ها به مسئله سودمندی افزوده شده است. به کمک تجزیه دوگان، یک الگوریتم زیر‌گرایان بدست آمده که نه تنها به صورت توزیع شده می‌باشد، بلکه به طور جالبی مسئله را به سه زیر مسئله کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی مجزا در لایه‌های سه‌گانه به منظور حل مسئله ماکزیم‌سازی سودمندی تجزیه می‌کند.

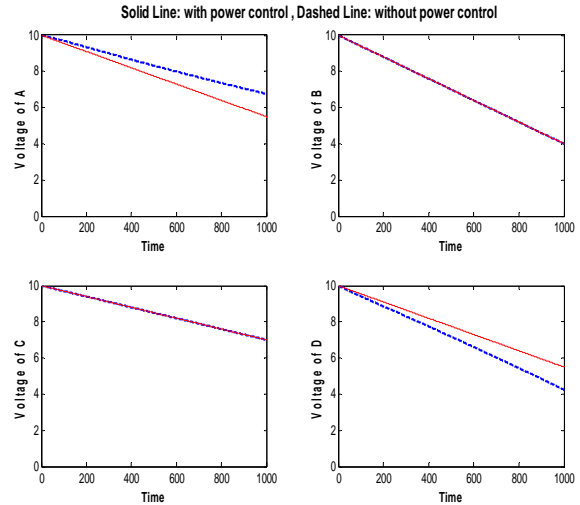
سپاسگزاری

نویسندگان این مقاله، از مرکز تحقیقات مخابرات جهت حمایت از این طرح، قدردانی می‌نمایند.

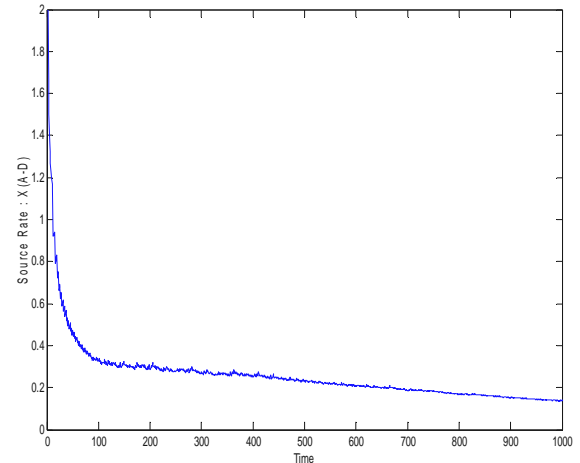
مراجع

- [۱] F. P. Kelly, A. K. Maulloo and D. K. H. Tan, "Rate control for communication networks: Shadow prices, proportional fairness and stability", *Journal of Operations Research Society*, vol. ۴۹, no. ۳, pp. ۲۳۷-۲۵۲, March ۱۹۹۸.
- [۲] S. H. Low and D. E. Lapsley, "Optimal flow control, I: Basic algorithm and convergence", *IEEE/ACM Trans. on networking*, vol. ۷, no. ۶, pp. ۸۶۱-۸۷۴, ۱۹۹۹.
- [۳] S. H. Low, "A duality model of TCP and active queue management algorithms", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, ۲۰۰۳.
- [۴] Y. Xue, B. Li and K. Nahrstedt, "Price-based resource allocation in wireless ad hoc networks", *Proc. ACM IWQoS*, ۲۰۰۳.
- [۵] L. Chen, S. Low and J. Doyle, "Joint congestion control and media access control design for ad hoc wireless networks", *Proc. IEEE Infocom*, ۲۰۰۵.
- [۶] M. Chiang, "Balancing transport and physical layers in wireless multihop networks: Jointly

شبکه را کاهش می‌دهیم. در حالت کلی برای تمامی گره‌های شبکه نیز چنین سناریویی با روند کاهشی خواهیم داشت.



شکل ۹: الگوی تخلیه باتری گره‌ها



شکل ۱۰: نرخ منبع A با اثر توان الکتریکی گره‌ها

اگرچه در بدترین حالت کارایی حدود نیم است اما نتایج شبیه‌سازی نشان می‌دهند که الگوریتم ۱ با زمان‌بندی توزیع شده نسبت به زمان‌بندی کامل تغییر چشمگیری ندارد. بنابراین با توجه به سرباره ارتباطی کم، همگرایی سریع و کارایی خوب، طراحی لایه-مقاطع ما در پیاده‌سازی عملی مطلوب خواهد بود.

۵- نتیجه‌گیری

در این مقاله الگوریتم کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی توأم در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی

- of ۲۵th IEEE International Conference on Computer Communications, ۲۰۰۶.
- [۱۹] N. Abramson, "The ALOHA system, another alternative for computer communications", Proc. AFIPS Fall Joint Computer Conference, Montvale, vol. ۳۷, pp. ۲۸۱-۲۸۵, Nov. ۱۹۷۰.
- [۲۰] L. Kleinrock and F. A. Tobagi, "Packet switching in radio channels: Part I. Carrier Sense Multiple Access models and their throughput-delay characteristics", IEEE Trans. Communication, vol. ۲۳, no. ۱۲, pp. ۱۴۰۰-۱۴۱۶, Dec. ۱۹۷۵.
- [۲۱] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenkar, and L. Zhang, "MACAW: A media access protocol for wireless LAN's". Proc. ACM SIGCOMM, London, UK, ۲۱۲-۲۲۵, Aug. ۱۹۹۴.
- [۲۲] B. P. Crow, I. Widjaja, J. G. Kim, and P. T. Sakai, "IEEE ۸۰۲.۱۱ Wireless Local Area Networks". IEEE Commun. Mag., vol. ۳۵, no. ۹, pp. ۱۱۶-۱۲۶, Sep. ۱۹۹۷.
- [۲۳] Chansu Yu, Ben Lee, Hee Yong Youn, "Energy efficient routing protocols for mobile ad hoc networks". Wireless Communications and Mobile Computing, vol. ۳, no. ۸, pp. ۹۵۹-۹۷۳, September ۲۰۰۳.
- [۲۴] L. Xiaoshuang, H.S. Hassanein, S. Akl, "Energy aware dynamic task allocation in mobile ad-hoc networks", Proceedings of the IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, (IWCMC ۲۰۰۶), Vancouver, Canada, ۲۰۰۶.
- [۲۵] D. Bertsekas, Nonlinear Programming, ۲nd ed., Athena scientific, ۱۹۹۹.
- [۲۶] Mohsen shafieirad, A Method for Congestion Control and solving the Stability Problem in ad-hoc Wireless Networks, MSC dissertation, Amirkabir university of technology, Tehran, Iran, ۲۰۰۷
- [۲۷] R. Preis, Linear time $\frac{1}{2}$ -approximation algorithm for maximum weighted matching in general graphs, ۱۶th STACS, (Eds., C. Meinel and S. Tison), LNCS ۱۵۶۳, ۱۹۹۹.
- [۲۸] J. Hoepman, Simple distribute weighted matchings, preprint, <http://arxiv.org/abs/cs/0410047>, ۲۰۰۴.
- optimal congestion control and power control", IEEE J. Sel. Area Comm., vol. ۲۳, no. ۱, pp. ۱۰۴-۱۱۶, Jan. ۲۰۰۵.
- [۷] C. H. Papadimitriou and K. Steiglitz, "Combinatorial Optimization: Algorithm and Complexity", Dover Publications, ۱۹۹۸.
- [۸] K. Jain, J. Padhye, V. N. Padmanabhan and L. Qiu, "Impact of interference on multi-hop wireless network performance", Proc. ACM Mobicom, ۲۰۰۳.
- [۹] B. Hajek and G. Sasaki, "Link scheduling in polynomial time", IEEE Trans. Information Theory, vol. ۳۴, pp. ۹۱۰-۹۱۷, September ۱۹۸۸.
- [۱۰] M. Chiang, S. H. Low, R. A. Calderbank, and J. C. Doyle, "Layering as optimization decomposition", Proceedings of IEEE, ۲۰۰۶.
- [۱۱] L. Xiao, M. Johnsson and S. Boyd, "Simultaneous routing and resource allocation via dual decomposition", IEEE Trans. Comm., ۲۰۰۴.
- [۱۲] J.-W. Lee, M. Chiang, and R. A. Calderbank, "Jointly optimal congestion and contention control in wireless ad hoc networks", IEEE Communication Letters, ۲۰۰۶.
- [۱۳] X. Lin and N. Shroff, "Joint rate control and scheduling in multihop wireless networks", ۴۳th IEEE CDC, ۲۰۰۴.
- [۱۴] Jones CE, Sivalingam KM, Agrawal P, Chen JC. "A Survey of Energy Efficient Network Protocols for Wireless Networks". Wireless Networks ۲۰۰۱; vol. ۷, no. ۴, pp. ۳۴۳-۳۵۸.
- [۱۵] Goldsmith AJ, Wicker SB., "Design Challenges for Energy-Constrained Ad Hoc Wireless Networks". IEEE Wireless Communications ۲۰۰۲; ۸-۲۷.
- [۱۶] Ephremides A., "Energy Concerns in Wireless Networks". IEEE Wireless Communications ۲۰۰۲; ۴۸-۵۹.
- [۱۷] Chengnian Long, Xinping Guan, Bo Li, "Cross-Layer Congestion Control, Scheduling and Power Control Design in Multihop Networks with Random Access", IEEE International Conference on Multimedia and Expo, ۲۰۰۹.
- [۱۸] Lijun Chen, Steven H. Low, Mung Chiang and John C. Doyle, "Cross-layer Congestion Control, Routing and Scheduling Design in Ad Hoc Wireless Networks", INFOCOM ۲۰۰۶. proceeding