Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

سال اول، شماره‌هاي ۱ و ۲، پاييز و زمستان ۱۳۸۷
صص: ٦٧- ٧٩

فصلنامه علمي-پژوهشي
فنّاوری اطلاعات و ارتباطات ایران

طراحی لایه– متقاطع برای کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با در نظرگرفتن توان الکتریکی گره‌ها

محسن شفیعی راد*[۱] مسعود شفیعی*

* دانشکده مهندسي برق، دانشگاه صنعتي اميركبير

چکیده

شبکه‌های بی‌سیم Ad-hoc متشکل از مجموعه ای از گره‌های بی‌سیم هستند که از طریق امواج رادیویی در ارتباطند. در شبکه‌بندی در محیط بی‌سیم، چالش های متعددی وجود دارد. یکی از مهمترین این چالش‌ها مکانیزم نگهداری و حفظ اتصال برای مصرف توان است.

در این مقاله یک الگوریتم بهینه چندمنظوره برای شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc طراحی شده است که اثر توان الکتریکی گره‌ها بر کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی لایه– متقاطع را نشان می‌دهد. ابتدا محدودیت‌های نرخ و زمان‌بندی فرمول‌بندی می‌شود. در این راه، متغیرهای جریان چندکالایی استفاده شده‌اند. سپس تخصیص منابع در شبکه با کانال بی‌سیم ثابت و تجهیزات تک‌نرخی فرموله شده است. از آنجایی که اثر توان الکتریکی گره‌ها به عنوان موضوع جدید در این مقاله در نظرگرفته شده است، مسئله تخصیص منابع به صورت تابع سودمندی و هزینه به طور همزمان در مسئله ماکزیمم‌سازی با توجه به محدودیت‌های 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: شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc ، کنترل ازدحام، الگوریتم توزیع شده، کنترل توان، طراحی لایه متقاطع

۱– مقدمه

امروزه بیشتر منابع انرژی گره‌ها در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc ، باتری هستند. اما هرگره یک توان باتری محدود دارد. گره‌ها علاوه بر گیرنده و فرستنده بودن مانند مسیریاب نیز عمل می‌کنند که این نیازمند مصرف توان الکتریکی است. افت توان الکتریکی در یک گره نه تنها روی خود گره، بلکه روی توانائیش برای انتقال بسته‌های گره‌های دیگر به سمت مقاصدشان تأثیر می‌گذارد و بنابراین عمر کل شبکه را تحت تأثیر قرار می‌دهد. بنابراین، اینکه چگونه عمر شبکه طولانی‌ترگردد، مسئله‌ای مهم است که باید مورد بررسی قرار گیرد. این موضوع عموما با عنوان " مدیریت توان" شناخته می‌شود؛ به این صورت که پروتکل‌های کنترل ازدحام و مسیریابی، باید کمترین توان را توسط کاهش تعداد بسته‌های ارسالی مصرف کنند.

در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc ، تخصیص صحیح کانال، کنترل ازدحام، مسیریابی، زمان‌بندی 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 لایه‌های مجزا انجام می‌دهند [۱–۳].

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

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

به هرحال 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 تؤام طراحی شوند.

نیاز به طراحی لایه-متقاطع از سه جنبه قابل بحث است. نخست اینکه کانال بی‌سیم یک محیط تسهیم شده[1] 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 مسیرهایی با کمترین تعداد گام[2] را مستقل از حجم ترافیک شبکه، تداخل و رقابت بین لینک‌ها انتخاب می‌کنندکه 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[3] می‌تواند به صورت الگوریتمهای توزیع شده (مسئله اولیه-دوگان)[4] جهت ماکزیمم 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 وتخصیص نرخ به‌عنوان مسئله ماکزیمم‌سازی بدون درنظرگرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها وصرفاً با توجه به محدودیت رقابت برای دسترسی به کانال، فرمول بندی شده است.

در [۷] متغیر چندکالایی[5] جریان به منظور مشخص نمودن ناحیه مجاز ظرفیت برای شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با کانال متغیر با زمان استفاده گردیده ویک خط مشی برای مسیریابی و تخصیص توان توأم جهت پایدارسازی سیستم، وقتی که نرخ های 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[1] مدل نموده‌اند. ما ساختار مشابهی برای مدلسازی رقابت بین لینک‌ها استفاده می‌کنیم. [۹] مدل مشابهی را برای مطالعه مسئله زمان‌بندی ارسال‌ها و مسیریابی جریان ها 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[2] که یک مثال از تجزیه افقی توسط تجزیه دوگان است، چهارچوب ماکزیمم‌سازی سودمندی را برای رسیدن به یک متدولوژی طراحی لایه- متقاطع 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" [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 [۵،۱۲،۱۳] می‌باشد.

الگوریتم‌های زیادی برای حل موضوع انرژی وجود دارند. اما هریک 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 ویک راه مؤثّر برای انرژی بدست آورد. از آن جائی 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-متقاطع بایستی کارآیی انرژی را ماکزیمم نمود [۱۵،۱۶]. همچنین [۱۷] طراحی لایه-متقاطع برای کنترل ازدحام و زمان‌بندی و کنترل توان در شبکه با دسترسی تصادفی را ارائه نموده است.

۱.Shared
۲.Hop
۳.Transmission Control Protocol (TCP)
۴.Primal-Dual Problem
۵.Multi-Commodity

۱.Contention Flow Graph
۲.Active Queue Management

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

در [۱۸] یک طراحی لایه-متقاطع برای کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی به صورت توأم بدون اثر توان الکتریکی ارائه شده است. نویسندگان لایه انتقال انتها به انتها را در نظر گرفته‌اند وبنابراین شبکه کنترل ازدحام را به منظور جستجوی خودکار ناحیه نرخ قابل حصول استفاده می‌کند، هنگامی‌که برخی توابع هدف سرتاسری برای کاربران انتهایی درحال بهینه شدن است. همانگونه که ذکر شد، در طراحی‌های لایه-متقاطع فوق، اثر توان الکتریکی گره‌ها درنظرگرفته 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- متقاطع 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.

دراین تحقیق، نقش هزینه لینک که بر اساس توان الکتریکی گره‌های دو سر لینک مدل می‌گردد، به مسئله پایه ماکزیمم سازی سودمندی اضافه می‌شود. توسط این توسعه، می‌توان اثر توان الکتریکی گره‌ها در کنترل ازدحام را در نظر گرفت و مسئله ماکزیمم‌سازی را حل نمود. رقابت بین لینک‌های بی‌سیم به عنوان "گراف رقابت جریان" مدل می‌شود. با این ساختار نشان داده می‌شودکدام دسته 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 ماکزیمم‌سازی با توجه به محدودیت های مذکور فرمول بندی می‌گردد. در این مسئله ماکزیمم سازی توسط معرفی متغیر چندکالایی جریان برای هزینه لینک، علاوه بر سودمندی در مسئله بهینه‌سازی، هزینه نیز درنظرگرفته 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 است. این دو زیر مسئله از طریق هزینه‌های ازدحام و لینک در تعامل هستند. بر اساس این تجزیه، توسط روش زیر گرادیان می‌توان یک الگوریتم توزیع شده‌ی آگاه از وضع لینک در قالب طراحی لایه- متقاطع 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 بخش۲، مدل های مربوط به شبکه شامل مدل عمومی‌شبکه، مدل هزینه لینک و مدل محدودیت های نرخ و زمان‌بندی شرح داده می‌شوند. در زیر بخش۲-۳، کار جدید این مقاله آغاز می‌گردد. بدین صورت که تفسیر جدیدی برای هزینه لینک بر اساس متغیر چند کالایی فرموله می‌گردد و روابط ماکزیمم سازی به شکل توسعه یافته نوشته می‌شوند . در بخش۳، الگوریتم توزیع شده جدیدی بر اساس تجزیه دوگان با توجه به مدل جدید زیربخش۲-۳ بدست می آید. 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

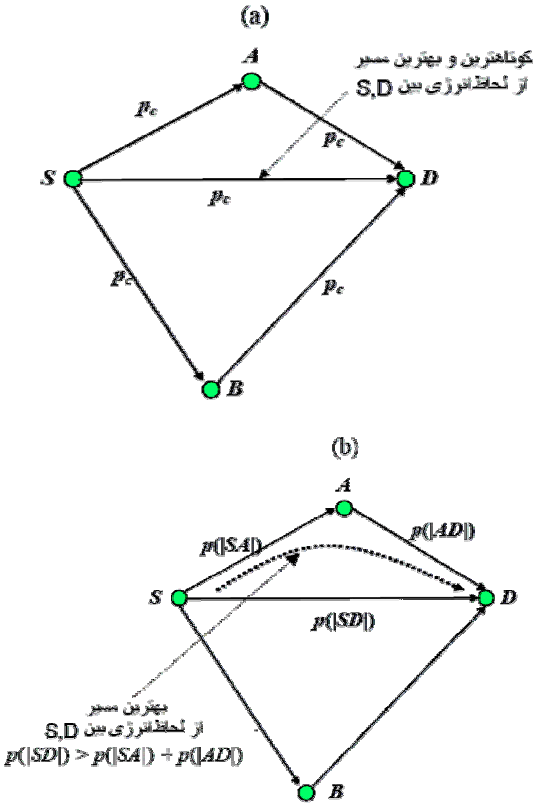
یک شبکه بی‌سیم ad-hoc با N گره و یک مجموعه از L لینک را درنظر می‌گیریم. لینک‌ها جهت دار و متقارن هستند، بدین صورت که لینک (j,i) عضو مجموعه L است، اگر و تنها اگر (j,i) عضو مجموعه L باشد. هر لینک $l \in L$ یک ظرفیت محدود ثابت c_l بیت بر ثانیه دارد یعنی کانال بی‌سیم ثابت است. همچنین فرض می‌گردد توپولوژی 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

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

را نشان می‌دهد. اگر توان ارسالی 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 مؤثّرترین مسیر می‌باشد. از طرف دیگر، اگر توان ارسالی قابل کنترل باشد، از لحاظ انرژی مؤثّرتر است که داده توسط گره‌های میانی ارسال گردد، زیرا توان ارسالی 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 مسیر $D \rightarrow S$ از لحاظ انرژی مصرفی مؤثّرتر است، زیرا زاویه A 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 رادیوئی خود به‌اندازه کافی برای رسیدن به A و نه به‌اندازه کافی برای رسیدن به D ، ذخیره می‌کند.



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

تحقیقات زیادی روی کنترل توپولوژی شبکه‌های ad-hoc سیار[۱] توسط تنظیم توان ارسالی انجام شده‌اند [۲۲-۱۹] وهدف 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 ارسالی 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 اطّلاعاتی مثل انرژی ارسال روی لینک بی‌سیم (هزینه لینک) و انرژی باقی‌مانده باتری در گره به‌کار رود. انرژی باقی‌مانده باتری در گره برای متعادل نمودن مصرف انرژی توسط جلوگیری از انتخاب گره‌هایی با انرژی پائین برای ارسال به کار می رود. این موضوع را می‌توان درهزینه 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 می فرستد، می‌باشد. انرژی مصرفی در گره ارسال کننده به منظور ارسال و در گره دریافت کننده 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 رادیوئی و E_{amp} انرژی مصرفی توسط تقویت کننده است. k تعداد بایت هایی است که باید ارسال شود و d فاصله ارسال است.

برای درنظرگرفتن اثر توان بایستی هزینه مربوط به توان برای هر لینک تعریف گردد. فرض می‌شود توپولوژی کلی شبکه و شکل عمومی‌گراف 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 دربرخی از کارهای انجام شده قبل می‌توان دید، پارامتر هزینه لینک توسط رابطه زیر مشخص می‌گردد:

۱.Mobile Ad-hoc Network (MANET)

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

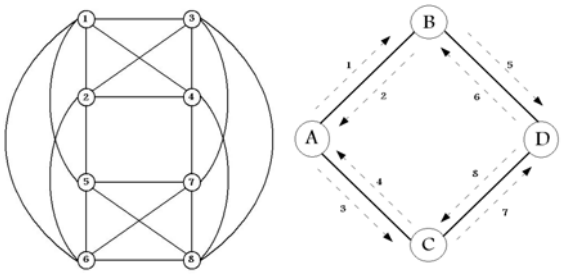
$$\cos t(n_i,n_j)=\frac{d^{\alpha}(n_i,n_j)}{\sigma * Min\{Rm_i,Rm_j\}}$$

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- مدلسازی محدودیت نرخ و زمان‌بندی

کانال بی‌سیم یک محیط تسهیم شده و محدود (به دلیل تداخل) می‌باشد. زیرا لینک‌ها برای انحصار کانال با هم در رقابتند. شبکه با مدل تداخل اولیه درنظرگرفته 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. شکل۲ یک شبکه بی‌سیم ad-hoc وگراف رقابت جریان آن را با مدل تداخل اولیه نشان می‌دهد.



شکل۲: یک شبکه بی‌سیم ad-hoc با ۴ گره و ۸ لینک
به همراه گراف رقابت جریان آن

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، {۴, ۶}, {۲, ۸}, {۱, ۸} برخی از این مجموعه‌های مستقل هستند.

E مجموعه همه مجموعه‌های مستقل نامیده می‌گردد. یک مجموعه مستقل توسط e 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:

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

بنابراین برای یک بردار جریان لینک مثل y ، محدودیت زمان‌بندی 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 زمان‌بندی $f =: \{f_{i,j}\}$ داریم:

$$f \in \Pi \qquad (۲)$$

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

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

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

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.

دراین 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:

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

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 $U_s(.)$ 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:

$$\max_{x_s \ge 0,\, f_{i,j}^k \ge 0} \left(\sum_s U_s(x_s) - \sum_{(i,j),k} \lambda_{i,j}^k f_{i,j}^k \right) \qquad (۴)$$

$$x_i^k \le \sum_{j:(i,j)\in L} f_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i)\in L} f_{j,i}^k, \qquad (۵)$$

$$f \in \Pi, \qquad (۶)$$

که در آن $i \in N, k \in D, i \ne k$ و $x_i^k = 0$ 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-متقاطع کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی تفسیر می‌شود.

۳- طراحی لایه- متقاطع توسط تجزیه دوگان

۳-۱- الگوریتم دوگان

مسئله لاگرانژین مربوط به محدودیت نرخ را درنظر می‌گیریم:

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

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

$$\min_{p \ge 0} D(p) \qquad (۷)$$

تابع دوگان به شکل زیر می‌باشد:

$$D(p) = \max_{f\in\Pi} \sum_s U_s(x_s) - \sum_{(i,j),k} \lambda_{i,j}^k f_{i,j}^k - \sum_{i\in N, k\in D, i\ne k} p_i^k \left(x_i^k - \sum_{j:(i,j)\in L} f_{i,j}^k + \sum_{j:(j,i)\in L} f_{j,i}^k \right). \qquad (۸)$$

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:

$$D_1(p) = \max_{x_s \ge 0} \sum_s U_s(x_s) - \sum_s x_s p_s \qquad (۹)$$

$$D_2(p) = \max_{f_{i,j}^k \ge 0} \sum_{i\in N, k\in D, i\ne k} p_i^k \left(\sum_{j:(i,j)\in L} f_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i)\in L} f_{j,i}^k \right) - \sum_{(i,j),k} \lambda_{i,j}^k f_{i,j}^k \qquad (۱۰)$$

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

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:

$$x_s(p) = U_s'^{-1}(p_s) \qquad (۱۱)$$

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:

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

مسئله (۱۰) معادل مسئله زیر است:

$$D_2(p) = \max_{f\in\Pi} \sum_{i,j} f_{i,j} \max_k (p_i^k - p_j^k - \lambda_{ij}^k) \qquad (۱۲)$$

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 گونه ای انتخاب می‌گردد که:

$$\tilde{f}(t) \in \arg\max_{f\in\Pi} \sum_{(i,j)\in L} \omega_{i,j}(t) f_{i,j}. \qquad (۱۳)$$

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

- 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 i , j را نشان می‌دهند. بایستی توجه شود که سه مرحله فوق معادل حل مسئله (۱۰) با رابطه زیر است:

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

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:

$$g_i^k(p) = \sum_{j:(i,j)\in L} f_{i,j}^k(p) - \sum_{j:(j,i)\in L} f_{j,i}^k(p) - x_i^k(p) \qquad (۱۴)$$

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:

$$p_i^k(t+1) = [p_i^k(t) + \gamma_t (x_i^k(p(t)) - (\sum_{j:(i,j)\in L} f_{i,j}^k(p(t)) - \sum_{j:(j,i)\in L} f_{j,i}^k(p(t))))]^+, \qquad (۱۵)$$

γ_t اندازه گام (اسکالر و مثبت) و '+' نشان دهنده تصویر روی $\Re^+$ 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 می یابد 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

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

الگوریتم۱: 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 می فرستد. توجه داریم که $p_i^k(t)$ به عنوان هزینه ازدحام در شروع لحظه t می‌باشد:

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

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 می یابد 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 می نماید و آن را به همسایگان می فرستد.

۴) زمان‌بندی: هر گره i اطلاعات مربوط به هزینه تفاضلی را ازهمسایگان 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 $k(t)$ می-فرستیم.

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 کمی‌درباره خاصیت همگرایی الگوریتم۱ بحث می‌شود. ممکن است تکرار جدید الگوریتم، هزینه دوگان را به ازای همه مقادیر اندازه گام بهبود نبخشد. زیرا، روش زیرگرادیان ممکن است در جهت کاهش نبوده اما زاویه ای کمتر از ۹۰ 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 $\gamma_t=\gamma$ کار می‌شود. توجه می‌گردد که هزینه دوگان معمولا به طور یکنواخت به مقدار بهینه همگرا نمی‌شود و اطراف آن تحت روش زیر گرادیان نوسان می‌کند و معیارهای معمول پایداری و همگرایی در اینجا قابل کاربرد نیست. اثبات کامل همگرایی مشابه [۱۸] می‌باشد.

۳-۲- زمان‌بندی درشبکه‌های بی‌سیم ad-hoc

زمان بندی در شبکه های *ad-hoc* یک مسئله مشکل و پیچیده است و در واقع یک مسئله برنامه ریزی غیر خطی می باشد. با مدل تداخل اولیه، مسئله زمان بندی (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 می شود $w(e)>0$ به عنوان وزن یک یال $e\in E$ و وزن $w(G)$ مجموع وزن های همه یال های G است. یک تطبیق وزن دار ماکزیمم $M^*(G)$ از G، یک تطبیق است که وزن آن در بین همه تطبیق های G، ماکزیمم می باشد.

بیشتر روش های حل مسئله تطبیق وزن دار ماکزیمم[۲] به صورت متمرکز می باشند. یعنی هر گره بایستی گره مرکزی را از وزن خودش و اطّلاعات محلّی 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 می گردد. ما به دنبال استفاده از یک الگوریتم توزیع شده هستیم که در آن هرگره، خودش، فقط به کمک اطّلاعات محلّی، در محاسبات شرکت نماید.

۱. Matching
۲.Maximum Weighted Matching

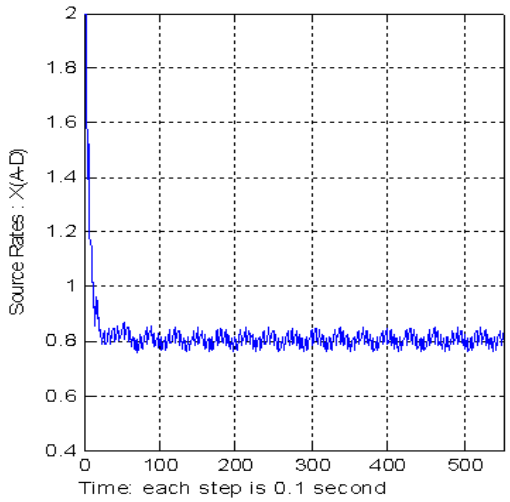
Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

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

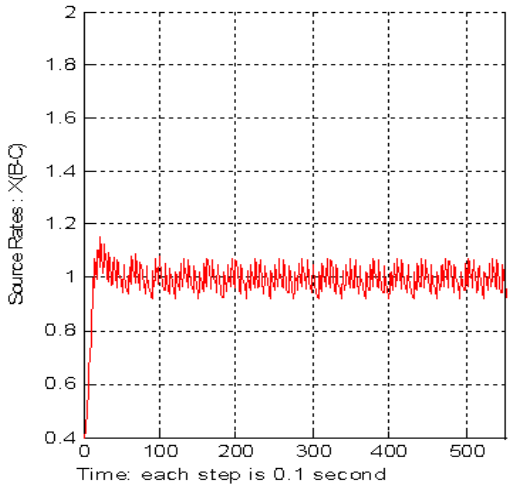
۴- مثال

دراین بخش یک مثال به منظور نشان دادن کارآیی روش پیشنهادی آورده شده است. شبکه‌ای مانند شکل ۲ درنظرگرفته می‌شود و فرض می‌گردد دو جریان لایه شبکه $A \to D$ و $B \to C$ با تابع هزینه یکسان $U_s(x_s) = \log x_s$ موجودند. چنین توپولوژی ساده و کوچکی برای ساده بودن بحث روی نتایج انتخاب شده است.

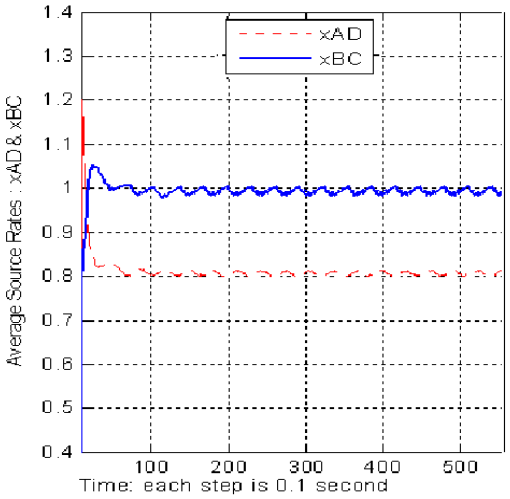
فرض می‌شود لینک‌های CD,DC,AC,CA دارای ظرفیت یک واحد و بقیه لینک‌ها دارای ظرفیت دو واحد هستند. ابتدا الگوریتم ۱ بدون هیچ هزینه ($\lambda_{i,j}^k = 0$) و توسط زمان‌بندی کامل شبیه سازی می‌گردد. شکل های ۳ و ۴ روند تکاملی نرخ منبع را با اندازه گام ثابت $\gamma = 0.1$ نشان می‌دهند. مشاهده می‌شود که نرخ های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



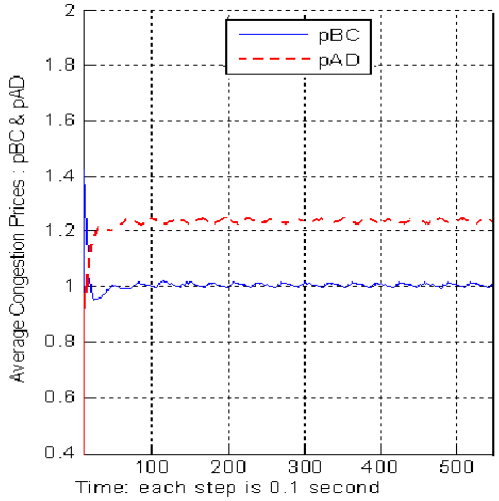
شکل۳: نرخ منبع برای جریان AD



شکل۴: نرخ منبع برای جریان BC



شکل۵: میانگین نرخ منابع



شکل۶: میانگین هزینه ازدحام

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

از لحاظ ریاضی، رفتار نوسانی درشکل، 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. می بینیم که نمودار ها هموار بوده و به طور یکنواخت به مقدار بهینه همگرا هستند.

جدول۱ مقدار میانگین نرخ لینک‌ها که به هر جریان تخصیص داده شده را نشان می‌دهد. در کلیه جداول این بخش، ستون اول جدول، گره‌های ارسال کننده 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 به‌اندازه ۰/۲ و به گره D به‌اندازه ۰/۸ داده ارسال نموده است. از طرفی گره A نیز به‌اندازه ۰/۲ به گره مقصد، C ارسال داشته و گره D به‌اندازه 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 شکل های 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. می بینیم الگوی مسیریابی تغییر کرده است زیرا زمان‌بندی توزیع شده است. همچنین می بینیم همه لینک‌ها فرصت شرکت در ارسال دیتا را داشته‌اند.

جدول۱: 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	۰.۱۹۵۸	-
B	۰.۲۰۶۲	۰	-	۰.۷۹۹۲
C	۰	-	۰	۰
D	-	۰	۰.۸۳۲۲	۰

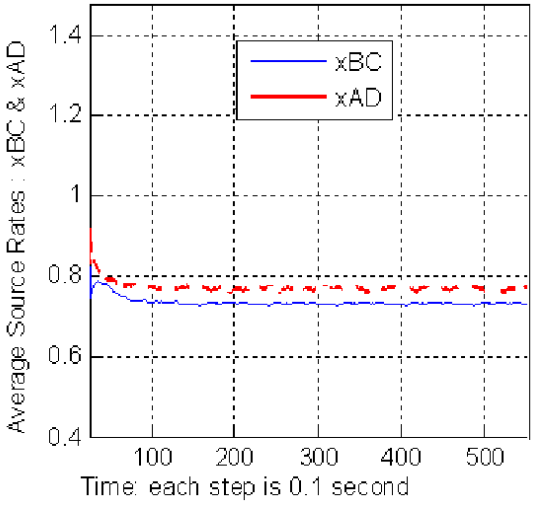
Rates	A	B	C	D
A	۰	۰.۰۰۸۰	۰.۸۰۰۲	-
B	۰	۰	-	۰
C	۰	-	۰	۰.۸۰۱۲
D	-	۰	۰	۰

جدول۲: میانگین نرخ جریان شبکه BC (بالا) و جریان شبکه AD (پائین) در لینک‌های مختلف توسط الگوریتم۱ (زمان‌بندی توزیع شده)

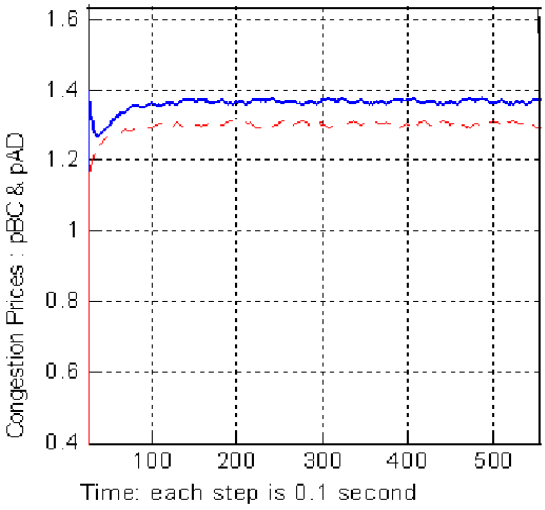
Rates	A	B	C	D
A	۰	۰	۰.۳۶۲۶	-
B	۰.۳۶۸۹	۰	-	۰.۳۷۳۶
C	۰	-	۰	۰
D	-	۰	۰.۳۶۷۶	۰

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

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026



شکل۷: میانگین نرخ منابع



شکل۸ : 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، ولتاژ ها ۱۰ ولت فرض شده‌اند. همچنین فرض شده برای به منظور ارسال هر واحد دیتا یا دریافت آن ۳ میلی ولت 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.

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.

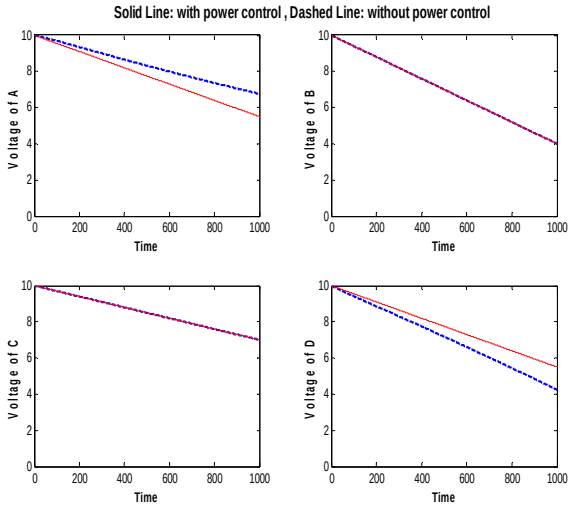
در جدول III میانگین نرخ لینک‌ها با اثر توان الکتریکی گره‌ها آورده شده است. اگر این جدول با جدول II مقایسه شود، مشاهده می‌شود نرخ لینک‌ها تغییر کرده‌اند. مجموع نرخ در لینک‌های CD,DC,AB,BA به دلیل طول بیشتر کاهش یافته و در بقیه لینک‌ها افزایش داشته است. برای مثال مجموع نرخ ها در لینک AB بدون در نظر گرفتن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

درشکل۹ الگوی تخلیه باتری ها در دوحالت (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. مثلا 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.

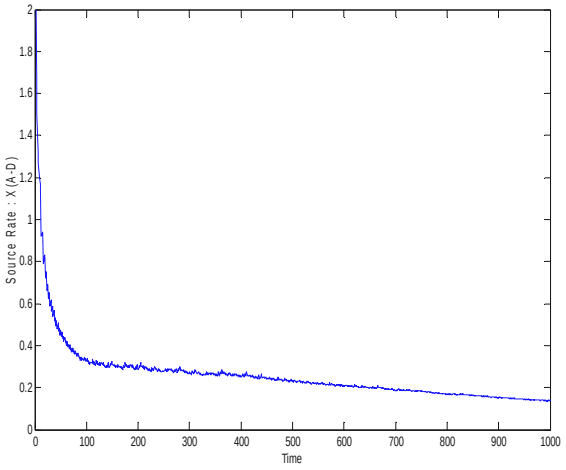
به عنوان آخرین مشاهده، شکل۱۰ را می بینیم که در آن نرخ منبع A در حالت با در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها نشان داده شده است. با گذشت زمان، نرخ منبع کاهشی است زیرا سطح توان در زنده نگه داشتن شبکه مهم است. بنابر این نرخ ارسال در

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

شبکه را کاهش می‌دهیم. درحالت کلی برای تمامی‌گره‌های شبکه نیز چنین سناریویی با روند کاهشی خواهیم داشت.



شکل۹: الگوی تخلیه باتری گره‌ها



شکل۱۰: نرخ منبع A با اثر توان الکتریکی گره‌ها

اگرچه در بدترین حالت کارایی حدود نیم است اما نتایج شبیه سازی 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–متقاطع ما در پیاده سازی عملی مطلوب خواهد بود.

۵- نتیجه گیری

در این مقاله الگوریتم کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی توأم در شبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با در نظر گرفتن اثر توان الکتریکی گره‌ها، توسط توسعه چهارچوب ماکزیمم‌سازی سودمندی به ماکزیمم سازی سودمندی منهای هزینه و به کار گیری تجزیه دوگان ارائه شده است.

تخصیص منابع درشبکه‌های بی‌سیم ad-hoc با کانال ثابت و تجهیزات تک نرخی به صورت مسئله ماکزیمم سازی سودمندی با قابلیت زمان‌بندی و محدودیت های نرخ بدست آمده از رقابت در کانال بی‌سیم فرمول بندی 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 زیر گرادیان بدست آمده که نه تنها به صورت توزیع‌شده می‌باشد، بلکه به طور جالبی مسئله را به سه زیر مسئله کنترل ازدحام، مسیریابی و زمان‌بندی مجزا در لایه‌های سه گانه به منظور حل مسئله ماکزیمم سازی سودمندی تجزیه می‌کند.

سپاسگزاری

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

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 wirless multihop networks: Jointly

Downloaded from jor.iranaict.ir at 9:05 +0330 on Wednesday November 25th 2026

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. Johnasson 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 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 ۱/۲-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/ ۰۴۱۰۰۴۷, ۲۰۰۴.