Wireless Mesh Networks," In Proceedings of ACM MobiCom, 2005.
[10] A. Brzezinski, G. Zussman, and E. Modiano, "Local Pooling Conditions for Joint Routing and Scheduling," Information Theory and Applications Workshop, 2008.
[11] S. J. Golestani, R. Rastogi, and M. Smith, "Dynamic Channel Assignment in wireless LAN," 2007. In proceedings of IEEE INFOCOM, 2007.
[12] G. Sharma, N. B. Shroff, and R. R. Mazumdar, "Joint Congestion Control and Distributed Scheduling for Throughput Guarantees in Wireless Networks", In proceedings of IEEE INFOCOM, 2007.
[13] A. Brzezinski, G. Zussman, and E. Modiano, "Enabling Distributed Throughput Maximization in Wireless Mesh Networks A Partitioning Approach," In Proceedings of ACM MobiCom, 2006.
[14] OPNET Modeler version 10.0. Discrete Event Simulation API Reference Manual
[15] N. Moayedian, and S.J. Golestani, "A Unified Theory of Scheduling, Routing, and Flow Control in Wireless Networks," Submitted for Publication.



نغمه سادت مؤیدیان مدرک کارشناسی و کارشناسی ارشد خود را به ترتیب در سالهای ۱۳۷۸ و ۱۳۸۰ در رشته مهندسی الکترونیک و مخابرات از دانشگاه صنعتی اصفهان دریافت کرد. وی هم اکنون دانشجوی دکترا در همین دانشگاه می‌باشد.

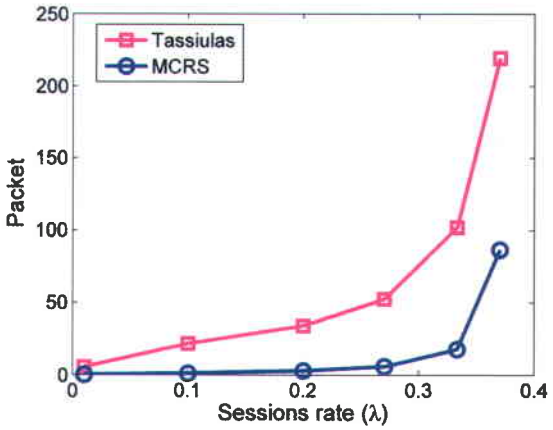


سید جمال الدین گلستانی متولد ۱۳۳۴در نجف آباد است. وی دوره کارشناسی مهندسی برق را در دانشگاه صنعتی شریف در سال ۱۳۵۲ و دوره‌های کارشناسی ارشد و دکترای مهندسی برق را در دانشگاه MIT آمریکا به ترتیب در سالهای ۱۳۵۵ و ۱۳۵۸ به پایان رسانید. وی علاوه بر ۱۲ سال تدریس و تحقیق در دانشگاه صنعتی اصفهان (۱۳۵۸ تا ۱۳۶۶ و ۱۳۸۴ تا زمان حاضر)، به مدت ۱۷ سال در مراکز تحقیقاتی Bell Communications Research (۱۳۶۷ تا ۱۳۷۴) و Bell Laboratories (۱۳۷۴ تا ۱۳۸۴) در ایالت نیوجرسی آمریکا به کار پژوهش اشتغال داشته است. نامبرده برنده جایزه IEEE Fellow Award در سال ۲۰۰۰ میلادی به مناسبت «نقش او در تدوین تئوری کنترل ازدحام و تأمین عدالت و کیفیت سرویس در شبکه‌های کامپیوتری» می‌باشد. زمینه‌های تحقیقاتی مورد علاقه وی عبارتند از: کنترل و بهینه‌سازی شبکه‌های کامپیوتری، الگوریتم‌های غیر متمرکز، الگوریتم های زمان بندی، طراحی بین لایه‌ای شبکه های بی‌سیم ، و کدینگ و تئوری اطلاعات شبکه.

واژه نامه

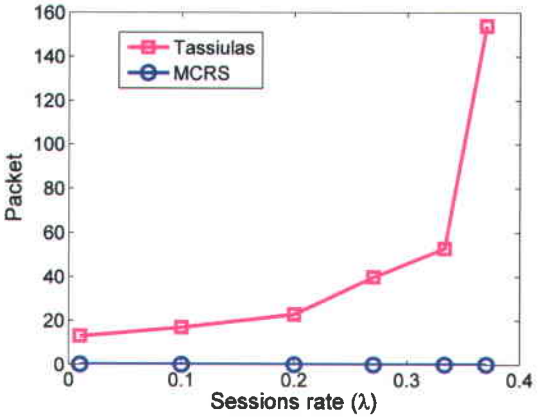
[1] Convex Optimization
[2] Throughput
[3] Maximum Weighted Independent Set
[4] Marginal Cost
[5] Minimum Cost joint Routing and Scheduling
[6] Contention Graph
[7] Independent Set
[8] Policy
[9] Convex Hull
[10] Constraint
[11] Feasibility Condition
[12] End to End
[13] Average Node Activity Percentage

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]



شکل (۸): متوسط rms تأخیر jitter بسته‌ها (برحسب بسته)

در نهایت، شکل (۹) تصدیق می‌کند که در الگوریتم Tassiulas تعدادی از بسته‌ها در گره ۲ که هیچ خط خروجی ندارد، بلوکه می‌شوند و هیچگاه به مقصد خود نمی‌رسند. این پیامد نامطلوب را می‌توان به صورت زیر توضیح داد: الگوریتم Tassiulas از اطلاعات ذاتی موجود در مقدار طول صف گره‌ها در شبکه برای ارسال بسته‌ها به سمت مقصد استفاده می‌کند. قبل از آنکه طول صف هر محاوره در گره ۲ نسبت به طول صف محاوره‌های متناظر همسایه‌هایش بیشتر شود، الگوریتم Tassiulas هیچ راهی برای متوقف کردن ارسال بسته به سمت گره ۲ ندارد. بسته‌هایی که به این گره می‌رسند، به علت اینکه گره ۲ هیچ خط خروجی ندارد، برای همیشه آنجا می‌مانند و می‌توان از آنها به عنوان بسته‌های گم‌شده نیز نام برد. نکته قابل توجه این است که اگر گره ۲ بعد از مدتی بسته‌های بلوکه شده را دور بریزد، بسته‌های جدیدی دوباره به این گره ارسال می‌شوند تا طول صف در این گره به سطح مناسب برسد. در الگوریتم MCRS، چنین رفتار نامطلوبی چنانکه در شکل (۹) نشان داده شده است، مشاهده نمی‌شود. علت این امر تعیین مسیرها بر اساس ترافیک مسیرهای مختلف تا مقصد در الگوریتم MCRS است.



شکل (۹): کل بسته‌های بلوکه شده (برحسب درصد)

۷- نتیجه

در این مقاله ما به یک تعمیم از مسأله مسیریابی با کمترین تأخیر دست پیدا کردیم که در آن مسائل زمان‌بندی و مسیریابی در شبکه‌های بی‌سیم را در یک چارچوب واحد فرمول‌بندی کردیم. سپس مسأله را به صورتی که قابل پیاده‌سازی توزیع شده باشد، تبدیل کردیم. شرایط بهینگی مسأله مورد بررسی قرار گرفت و یک الگوریتم زمان‌بندی و مسیریابی توأم در شبکه‌های بی‌سیم ارائه شد. این الگوریتم از لحاظ مسیریابی قابل پیاده‌سازی توزیع شده است. حل قسمت زمان‌بندی مسأله بطور کلی NP-complete است و حل دقیق آن در شبکه‌های بزرگ غیر ممکن است. بنابراین می‌توان راه حل‌های ابتکاری و تقریبی مناسبی برای آن پیدا کرد که به صورت توزیع شده قابل پیاده‌سازی باشد و در نتیجه کل الگوریتم به صورت توزیع شده خواهد بود.

در ادامه ما با انجام شبیه‌سازی یک شبکه بی‌سیم با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه، به مقایسه الگوریتم ارائه شده در این مقاله و الگوریتم Tassiulas که از لحاظ گذردهی بهینه است، پرداختیم. نتایج شبیه‌سازی نه تنها تفاوت قابل توجهی را در مقدار گذردهی بدست آمده در دو الگوریتم نشان نمی‌دهد بلکه الگوریتم ما مزایای قابل توجهی از نظر مقدار تأخیر و تأخیر jitter بسته‌ها، مقدار انرژی مصرفی شبکه، تعداد بسته‌های گم شده و جابجایی ترتیب بسته‌ها دارد. البته الگوریتم ما به حجم بیشتر حافظه در بارهای بالا در مقایسه با الگوریتم Tassiulas نیاز دارد؛ ولی در ادامه این تحقیق نشان داده شده است که وقتی مسیریابی و زمان‌بندی با الگوریتم کنترل جریان ترافیکی همراه شود، این مزیت الگوریتم Tassiulas در رابطه با ماکزیمم طول صف‌ها از میان می‌رود و رویکردی پیشنهادی ما از نظر طول ماکزیمم صف‌ها نیز برتری چشمگیری نسبت به الگوریتم Tassiulas پیدا می‌کند.

مراجع

[1] R. G. Gallager, "A Minimum Delay Routing Algorithm Using Distributed Computation," IEEE Transactions on Communications, Vol. com-25, No. 1, January 1977.

[2] D. Bertsekas, and R. G. Gallager, Data Networks, Prentice-Hall, NJ 1987.

[3] L. Tassiulas, and A. Ephremides, "Stability properties of constrained queueing systems and Scheduling policies for maximum Throughput in multi-hop radio networks," IEEE Trans. Autom. Control, Vol. 37, No. 12, Dec. 1992.

[4] M. J. Neely, E. Modiano, and C. E. Rohrs, "Dynamic Power Allocation and Routing for Time-Varying Wireless Networks", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 23, No. 1, January 2005.

[5] L. Chen, S. H. Low, M. Chiang, and J. C. Doyle, "Optimal Cross-layer Congestion Control, Routing and Scheduling Design in Ad Hoc Wireless Networks," In proceeding of IEEE INFOCOM, 2006.

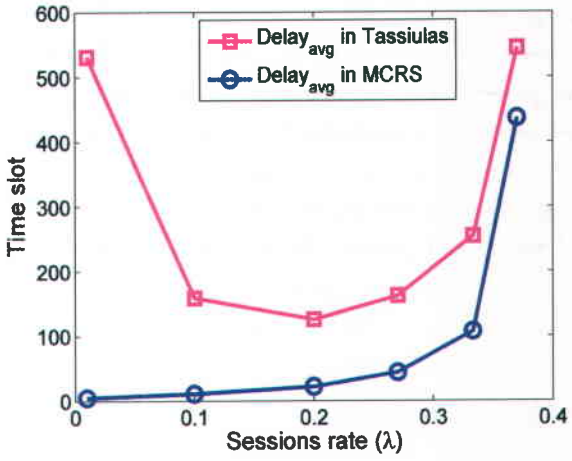
[6] S. Merlin, N. Vaidya, and M. Zorzi, "Resource Allocation in Multi-Radio Multi-Channel Multi-Hop Wireless Networks," In proceeding of IEEE INFOCOM, 2008.

[7] R. L. Cruz, and A. V. Santhanam, "Optimal Routing, Link Scheduling and Power Control in Multi-hop Wireless Networks," In proceeding of IEEE INFOCOM, 2003.

[8] M. Alicherry, R. Bhatia, and L. Li, "Joint Channel Assignment and Routing for Throughput Optimization in Multi-radio Wireless Mesh Networks," In Proceedings of ACM Mobicom, pp. 58-72, 2005.

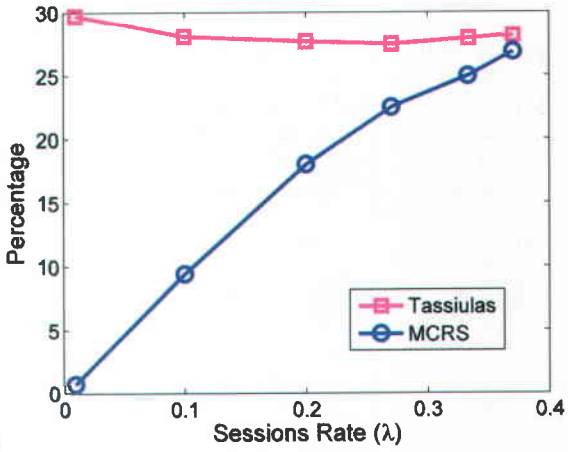
[9] M. Kodialam, and T. Nandagopal, "Characterizing the Capacity Region in Multi-Radio Multi-Channel

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]



شکل (۵): متوسط تأخیر انتها به انتها (برحسب بازه زمانی)

نکته دیگری که در شکل (۵) مشاهده می‌شود این است که در الگوریتم Tassiulas متوسط تأخیر با کاهش λ بطور یکنواخت کاهش پیدا نمی‌کند. در حقیقت تأخیر متوسط با نزدیک شدن λ به صفر متحمل یک افزایش شدید می‌شود. این امر به این دلیل است که در نرخ‌های ورودی پایین، مدت زمانی که طول صف‌ها به اندازه مناسب برای مسیریابی برسد، بسیار طولانی خواهد بود. تا آن موقع، بسته‌ها در شبکه در هر مسیر ممکن سرگردان خواهند بود. نکته قابل توجه این است که با هر تغییر در الگوی ترافیکی شبکه، این فرآیند که می‌توان از آن تحت عنوان بخش آموزش الگوریتم نام برد، دوباره تکرار می‌شود.



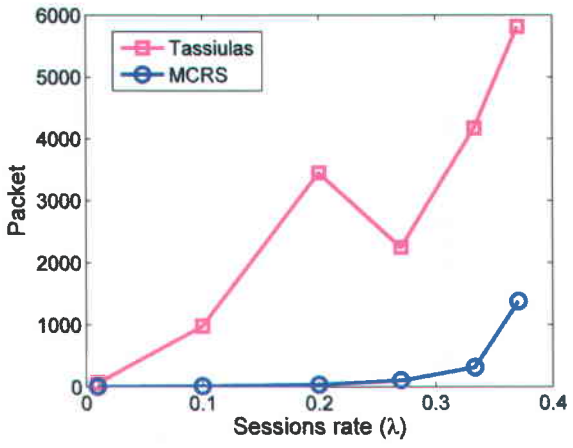
شکل (۶): متوسط دوره کار گره‌ها برای ارسال (برحسب درصد)

نتیجه جالب دیگری در شکل (۶) نمایش داده شده است. در این شکل متوسط بازه‌های زمانی که در آنها گره‌ها در حالت ارسال هستند بر حسب درصد نشان داده شده است. ما این معیار را درصد متوسط فعالیت گره‌ها (ANAP[۱۳]) می‌نامیم. واضح است که انرژی مصرفی در شبکه بی‌سیم، ارتباط مستقیمی با معیار ANAP دارد. شکل (۶) نشان می‌دهد که در الگوریتم MCRS، مقدار ANAP چنانکه انتظار می‌رود بطور یکنواخت با λ افزایش می‌یابد. ولی الگوریتم Tassiulas رفتار بسیار نامطلوب و عجیبی را از خود نشان می‌دهد. در این الگوریتم حتی وقتی نرخ‌های ورودی کم هستند، باز هم مقدار ANAP بسیار زیاد است. علت این امر نیز دوباره به دلیل نوع مسیریابی ویژه این الگوریتم است که بسته‌ها تا رسیدن به مقصد در شبکه بدون برنامه حرکت می‌کنند و مرتب از گره‌ای به گره دیگر می‌روند و بنابراین متوسط فعالیت گره‌ها افزایش می‌یابد.

شکل (۷) مقایسه‌ای بین میزان جابجایی بسته‌های دریافتی در مقصد بین دو الگوریتم انجام می‌دهد. در اینجا فرض شده است بسته‌ها در مبدأ به ترتیب ورود شماره‌گذاری می‌شوند. این معیار مشخص کننده حداکثر میزان خارج از نوبت بودن بسته‌های دریافتی در مقصد است. این معیار برای بسته‌های زمان حقیقی بسیار مهم است؛ زیرا بسته‌هایی که خیلی دیرتر از زمان بسته‌های قبل و بعد از خود، به مقصد برسند، تقریباً غیر قابل استفاده هستند. رسیدن نامرتب بسته‌ها به مقصد در هر دو روش به علت چند مسیره بودن الگوریتم‌های مسیریابی، امری اجتناب ناپذیر است. این مقدار در هر دو الگوریتم با افزایش بار ترافیکی شبکه، افزایش می‌یابد. با این حال شکل (۷) نشان می‌دهد که وضعیت الگوریتم Tassiulas بسیار بدتر است. رنج وسیعتر خارج از نوبت بودن بسته‌ها در الگوریتم Tassiulas بر بزرگتر بودن تأخیر jitter در این الگوریتم نیز دلالت دارد. این مشاهده توسط نتایج شبیه‌سازی در شکل (۸) تأیید می‌شود. شکل (۸) مقدار متوسط rms تأخیر jitter بسته‌هایی که به مقصدهایشان رسیده‌اند را نشان می‌دهد. مقدار rms تأخیر jitter از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$Delay_Jitter_{\text{rms}} = \sqrt{\frac{1}{N}\sum_{i=1}^{N}(O_s(i) - O_d(i))^2}$$

که در آن $O_s(i)$ شماره بسته iام در دنباله ارسالی از مبدأ بسته و $O_d(i)$ نشانگر این است که بسته iام چندمین بسته دریافتی در مقصد است. N نیز تعداد کل بسته‌های دریافتی در مقصد یک محاوره است. همانطور که در شکل ملاحظه می‌شود تأخیر jitter در هر دو الگوریتم با λ افزایش می‌یابد ولی مقدار افزایش مربوط به الگوریتم Tassiulas نسبت به الگوریتم MCRS بسیار بیشتر است که این مطلب حکایت از سرگردانی بسته‌ها در الگوریتم Tassiulas دارد.



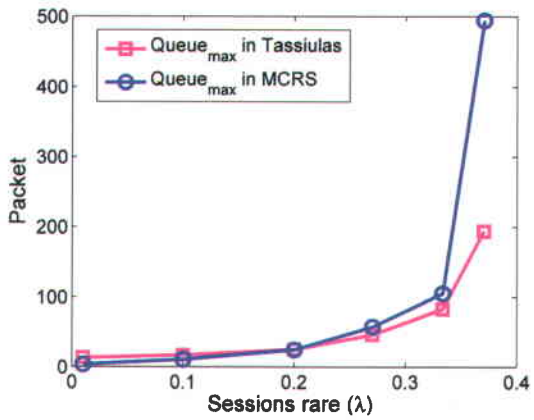
شکل (۷): بیشترین میزان جابجایی بسته‌ها (برحسب بسته)

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]

ما مدل تداخل تک گامی را در نظر گرفته‌ایم؛ بدین معنی که دو خط (i,k) و (n,m) نمی‌توانند همزمان با هم فعال شوند اگر $i=n$ یا $(i,m)\in\mathcal{L}$ یا $m=k$ یا $(n,k)\in\mathcal{L}$ باشد. در شبیه‌سازی هر دو الگوریتم MCRS و Tassiulas، مسأله MWIS رابطه (۱۳) در هر بازه زمانی به صورت دقیق با یک جستجوی جامع و کامل حل می‌شود.

فرض شده است که در شبکه ۱۰ محاوره فعال زیر وجود دارد ($i\to j$ به معنی وجود یک محاوره از مبدأ i به مقصد j است): ۱۵→۸، ۳→۸، ۷→۱۲، ۶→۱۲، ۱→۱۲، ۱۴→۱۲، ۷→۴، ۱۱→۴، ۱۴→۴ و ۲→۴. زمان فعالیت هر محاوره به صورت یک فرآیند مارکف ON-OFF است که متوسط زمان هر دوره ON یا OFF برابر ۱۰۰ بازه زمانی در نظر گرفته شده است. در زمان ON هر محاوره، بسته‌ها طبق یک فرآیند پواسن با متوسط λ از طریق گره مبدأ محاوره به شبکه وارد می‌شوند. شبیه‌سازی برای مقادیر مختلف λ از λ=0.01 تا λ=0.37 که برای تمام محاوره‌ها یکسان است، انجام شده است. شبیه‌سازی‌های دیگری که در اینجا ذکر نشده‌اند، نشان داده‌اند که نرخ λ=0.37 تقریباً نزدیک به مرز ناحیه ظرفیت در الگوریتم Tassiulas است. هر شبیه‌سازی برای ۴۰۰۰۰ بازه زمانی انجام شده است.

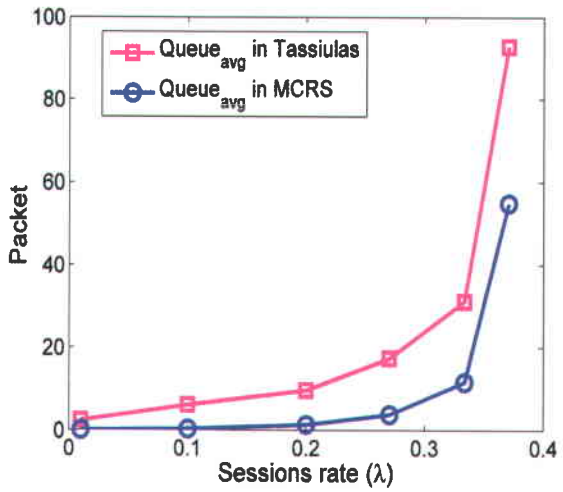
شکل‌های (۳) الی (۹) جنبه‌های مختلف عملکرد دو الگوریتم MCRS و Tassiulas را با هم مقایسه می‌کند. طول صف در گره‌ها در شکل (۳) و شکل (۴) مقایسه شده‌اند. در شکل (۳) بیشترین طول صف هر یک الگوریتم‌ها که در یکی از گره‌های شبکه و در یک بازه زمانی از کل زمان شبیه‌سازی اتفاق افتاده است، مورد مقایسه قرار گرفته است. در بارهای پایین، ماکزیمم طول صف در الگوریتم MCRS کمی کمتر از الگوریتم Tassiulas است، ولی در بارهای بالا ماکزیمم طول صف در الگوریتم MCRS نسبت به الگوریتم مورد مقایسه افزایش قابل ملاحظه‌ای پیدا می‌کند. علت این امر این است که الگوریتم Tassiulas بطور ذاتی سعی می‌کند تا طول صف هر محاوره در هر گره، به هر نحو ممکن در هر بازه زمانی پایین نگه داشته شود. این شکل نشان می‌دهد که بطور کلی فضای حافظه مورد نیاز در الگوریتم MCRS نسبت به الگوریتم Tassiulas می‌تواند بیشتر باشد. البته ما در ادامه تحقیق حاضر [۱۵] نشان داده‌ایم که وقتی مسیریابی و زمان‌بندی با الگوریتم کنترل جریان ترافیکی همراه شود، این مزیت الگوریتم Tassiulas در رابطه با ماکزیمم طول صف‌ها از میان می‌رود و رویکردی پیشنهادی ما از نظر طول ماکزیمم صف‌ها نیز برتری چشمگیری نسبت به الگوریتم Tassiulas پیدا می‌کند.



شکل (۳): بیشترین طول صف (برحسب بسته)

شکل (۴) مقایسه‌ای بین متوسط طول صف‌ها انجام می‌دهد. منظور از متوسط طول صف، میانگین‌گیری از طول صف‌های گره‌های شبکه روی کل زمان شبیه‌سازی و روی کل گره‌ها می‌باشد. در هر دو الگوریتم متوسط طول صف با افزایش λ زیاد می‌شود. این افزایش در نزدیکی مرز ناحیه ظرفیت یعنی λ ~0.37 بسیار سریعتر است. متوسط طول صف در الگوریتم MCRS، بدون توجه به بار شبکه، بطور قابل توجهی نسبت به الگوریتم Tassiulas کمتر است. این امر نشان دهنده این است که هرچند الگوریتم Tassiulas سعی در پایین نگه داشتن طول صف لحظه‌ای دارد، ولی با جابجایی نادرست بسته‌ها در سطح شبکه، آنها را به درستی به سمت مقصد سوق نداده و بنابراین بسته‌های زیادی در صف‌های شبکه وجود دارند.

متوسط تأخیر انتها به انتها[۱۲] تمام بسته‌هایی که به مقصد رسیده‌اند در دو الگوریتم MCRS و Tassiulas در شکل (۵) نشان داده شده است. این شکل به وضوح نشان می‌دهد که الگوریتم MCRS ارائه شده در این مقاله، تأخیرهای انتها به انتها را در تمامی بارهای شبکه بطور قابل ملاحظه‌ای نسبت به الگوریتم Tassiulas کاهش داده است. متوسط تأخیر انتها به انتهای هر محاوره نیز، هرچند نتایج آن در اینجا نیامده است، در الگوریتم MCRS کمتر است. علت برتری الگوریتم MCRS را می‌توان به دو دلیل بیان کرد. نخست آنکه متوسط طول صف هر گره در الگوریتم Tassiulas چنانکه در شکل (۴) نشان داده شد، بیشتر است که این امر طبق قضیه little [۲] باعث افزایش متوسط تأخیر بسته‌ها در هر گام می‌شود. نکته مهمتر این است که تحت الگوریتم Tassiulas متوسط تعداد گام‌هایی که یک بسته طی می‌کند تا به مقصد نهایی خود برسد، بسیار بیشتر است. علت این امر نیز این است که بسته‌ها بدون هیچ آگاهی نسبت به توپولوژی شبکه و تنها با استفاده از تفاضل طول صف محاوره‌ها در دو گره همسایه، گام بعدی خود را در مرحله مسیریابی تعیین می‌کنند. در مقایسه، الگوریتم MCRS با در نظر داشتن ترافیک مسیرهای مختلف مختوم به مقصد (از طریق هزینه‌های حاشیه‌ای $\partial H/\partial\varphi_{ik}^{j}$)، قادر است تا از بهترین مسیر در شبکه استفاده کند و از سردرگمی بسته‌ها بپرهیزد.



شکل (۴): متوسط طول صف (برحسب بسته)

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]

$\partial H/\partial r_k^j$ بطور مرتب توسط هر گره k طبق رابطه (۱۱) تازه‌سازی می‌شوند و مقادیر بدست آمده در هر بازه زمانی به گره‌های همسایه ارسال می‌شوند.

۵-۲- زمان‌بندی

در هر بازه زمانی برنامه بهینه $\vec{\eta}^{m*}$ طبق رابطه زیر انتخاب می‌شود:

$$m^* = \arg\max_m \sum_{(i,k)\in\mathcal{L}:\eta_{ik}^m=1} \mu_i w_{ik}, \quad (۱۳)$$

که در آن وزن هر خط، w_{ik}، به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$w_{ik} = -\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial C_{ik}}. \quad (۱۴)$$

نتیجه این طرز تصمیم گیری این است که لازم نیست مجموعه پارامترهای زمان‌بندی Ψ برای اجرای الگوریتم مشخص شوند؛ در صورت لزوم می‌توان Ψ را بر اساس تصمیم‌گیری‌های زمان‌بندی در بازه‌های زمانی گذشته تخمین زد. بهینه‌سازی رابطه (۱۳) همان مسأله معروف MWIS روی گراف تداخل شبکه است.

۵-۳- انتخاب تابع هزینه $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$

هرچند فرمول‌بندی مسئله، شرایط بهینگی و الگوریتم ارائه شده در این مقاله برای هر تابع هزینه $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ که خصوصیات P۱ تا P۴ را برآورده کند، معتبر است، ولی ما تابع هزینه رابطه (۵) را برای شبیه‌سازی در بخش ۶ مورد استفاده قرار دادیم. با این انتخاب، توابع هزینه‌های کناری برای محاسبه روابط (۱۲) و (۱۳) در هر مرحله از الگوریتم به صورت زیر می‌باشند:

$$\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial f_{ik}} = D_{ik}(\rho_{ik}), \quad (۱۵)$$

$$\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial C_{ik}} = \int_0^{\rho_{ik}} D_{ik}(\rho_{ik})d\rho_{ik} - \rho_{ik}D_{ik}(\rho_{ik}). \quad (۱۶)$$

می‌توان نشان داد که قسمت انتگرالی در طرف راست رابطه (۱۶) مخصوصاً وقتی ρ_{ik} نزدیک یک است، بسیار کمتر از قسمت دوم آن است. این امر اجازه می‌دهد تا بدون هیچ نگرانی نسبت به دقت کلی الگوریتم، بخش انتگرالی را با تقریب‌های عددی جایگزین کرده و محاسبات را ساده‌تر نماییم.

۵-۴- الگوریتم Tassiulas (برای مقایسه)

در الگوریتم Tassiulas تابع لیاپانف به صورت زیر در نظر گرفته شده است:

$$L(Q(t)) = \sum_{i\in\mathcal{N}} \sum_{j\in\mathcal{N}} Q_i^j(t)^2$$

که در آن $Q_i^j(t)$ مقدار کل داده ذخیره شده در گره i برای مقصد j، در ابتدای بازه زمانی t است. سپس سعی شده است تا متوسط آماری این تابع، یعنی $E[L(Q(t))]$، از یک کران بالایی تجاوز نکند. ثابت شده است که در این حالت، مجموع طول صف‌ها محدود بوده که نتیجه آن محدود ماندن طول صف‌ها در هر گره و پایداری آنها است. بدین صورت این الگوریتم یک رویه برای نحوه ارسال بسته‌ها و فعال‌سازی خطوط پیدا می‌کند.

الگوریتم Tassiulas روی مدل شبکه ارائه شده در این مقاله، به صورت زیر بیان می‌شود. بسته‌ای که به یک گره وارد می‌شود، هیچ نیازی به دانستن خط خروجی ندارد؛ بلکه در انتهای صف محاوره‌ای قرار می‌گیرد که به آن تعلق دارد. سپس در ابتدای هر بازه زمانی t، ابتدا بهترین محاوره j_{ik} برای سرویس دادن روی خط (i,k)، طبق رابطه زیر انتخاب می‌شود:

$$j_{ik} = \arg\max_j [Q_i^j(t) - Q_k^j(t)], \quad (۱۷)$$

سپس برنامه بهینه $\vec{\eta}^{m*}$ طبق مسأله MWIS رابطه (۱۳) با وزن‌های w_{ik} زیر تعیین می‌شود:

$$w_{ik} = Q_i^{j_{ik}}(t) - Q_k^{j_{ik}}(t). \quad (۱۸)$$

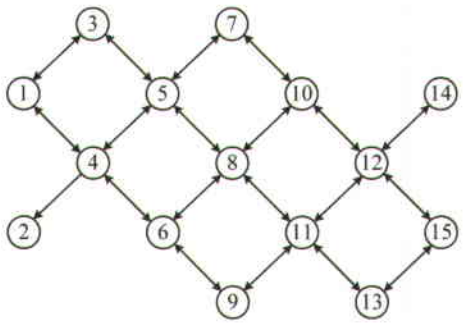
بنابراین با تعیین اینکه کدام دسته خطوط در زمان t فعال می‌شوند، مشخص می‌شود که کدام محاوره روی هر یک از خطوط ارسال شود که این به معنای انجام مسیریابی است.

۵-۵- بررسی پیچیدگی دو الگوریتم

از نظر تبادل اطلاعات بین گره‌های شبکه، در هر دو الگوریتم هر گره تنها از اطلاعات گره‌های همسایه خود استفاده می‌کند. در الگوریتم Tassiulas، هر گره مقدار طول صف گره‌های همسایه را به ازای هر مقصد، در ابتدای هر بازه زمانی از گره‌های همسایه دریافت می‌کند و طبق آن، وزن هر خط خروجی را مشخص می‌کند؛ در حالیکه در الگوریتم MCRS، در ابتدای هر بازه زمانی مقادیر هزینه‌های حاشیه‌ای $\partial H(\Psi,\Phi)/\partial r_k^j$ از گره‌های همسایه دریافت شده و طبق آن، مقادیر $\partial H(\Psi,\Phi)/\partial r_i^j$ و $\partial H(\Psi,\Phi)/\partial \varphi_{ik}^j$ گره i محاسبه می‌شوند. بنابراین، از لحاظ حجم اطلاعاتی که باید بین گره‌های دو همسایه رد و بدل شود، دو الگوریتم تفاوتی با هم ندارند. از نظر حجم محاسبات انجام شده برای هر الگوریتم، هرچند محاسبات الگوریتم MCRS بیشتر است، ولی پیچیدگی محاسباتی هر دو الگوریتم از مرتبه $O(|\mathcal{N}|^2)$ است.

۶- نتایج شبیه‌سازی

در این بخش با استفاده از ابزار شبیه‌سازی OPNET [۱۴]، به مطالعه رفتار الگوریتم ارائه شده MCRS و مقایسه آن با الگوریتم Tassiulas می‌پردازیم. برای این منظور ما یک توپولوژی شبکه بی‌سیم با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه مطابق شکل (۲) در نظر می‌گیریم. نرخ ارسال هر گره i برابر $\mu_i=1$ بسته در هر بازه در نظر گرفته شده است، بجز گره‌های مرکزی ۴، ۸ و ۱۲ که نرخ ارسال در آنها $\mu_k=4$ بسته در هر بازه و $\mu_4=\mu_{12}=2$ بسته در هر بازه است. برای نشان دادن یک مشکل ذاتی در الگوریتم Tassiulas، فرض شده است که گره ۲ هیچ خط خروجی ندارد. این حالت در مواقعی مثل کم بودن توان گره برای ارسال اتفاق می‌افتد که باعث کاهش برد ارسال می‌شود.



شکل (۲) : توپولوژی شبکه بی‌سیم مورد استفاده در بخش شبیه‌سازی، با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه.

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]

صحیح است، نتایج شبیه‌سازی ارائه شده در بخش ۶ مبتنی بر انتخاب تابع هزینه به فرم رابطه (۵) است.

۴- فرمول‌بندی مسأله برای پیاده‌سازی توزیع‌شده

Gallager در [۱] یک الگوریتم توزیع شده برای حل مسأله مسیریابی با کمترین تأخیر رابطه (۳) ارائه کرده است. مبنای این روش معرفی یکسری متغیرهای مسیریابی است که پیاده‌سازی توزیع شده مسأله را ساده می‌کنند. به دلیل شباهت ساختاری مسأله ما و مسأله مسیریابی با کمترین تأخیر در [۱]، ما نیز با اقتباس از این روش سعی به حل مسأله می‌کنیم. فرض کنید t_i^j متوسط آماری ترافیک ورودی به گره i و به مقصد jباشد. بنابراین t_i^j هم شامل r_i^j یعنی ترافیک تزریقی به گره i برای مقصد j، و هم ترافیک دریافتی از سایر گره‌ها برای مقصد j که از گره i عبور می‌کنند، می‌باشد. سرانجام پارامتر مسیریابی را به صورت $\varphi_{ik}^j = f_{ik}^j / t_i^j$ تعریف می‌کنیم و مجموعه مقادیر φ_{ik}^j را با نماد Φ نشان می‌دهیم. واضح است که مجموعه Φ روابط $\varphi_{ik}^j \geq 0$ و $\sum_{k:(i,k)\in\mathcal{L}} \varphi_{ik}^j = 1$ را برای $j \neq i$ ارضا می‌کند. همچنین روابط زیر برای پارامترهای مسیریابی صادق است:

$$t_i^j = r_i^j + \sum_{k:(k,i)\in\mathcal{L}} t_k^j \varphi_{ki}^j \quad , \tag{۶}$$

$$f_{ik}^j = t_i^j \varphi_{ik}^j. \tag{۷}$$

همچنین برای $\forall k$,$i=j$ داریم $\varphi_{ik}^j = 0$ ؛ یعنی بسته‌های مقصد j از گره مقصد خارج نمی‌شوند. همچنین فرض می‌کنیم برای هر $j \neq i$,i ,j یک مسیر از i به jوجود دارد و این به معنای وجود دنباله‌ای از گره‌های $i,k,l,\ldots,m,j$ است بنحویکه $\varphi_{ik}^j > 0,\ \varphi_{kl}^j > 0,\ \ldots,\ \varphi_{mj}^j > 0$. قضیه زیر در رابطه با دسته معادلات (۶) بیان می‌شود. برای اثبات به [۱] مراجعه شود.

قضیه ۱: *یک شبکه با مجموعه ورودی r و مجموعه پارامترهای مسیریابی Φ را در نظر بگیرید. دسته معادلات (۶) دارای یک جواب یکتا برای tاست. هر عضو t_i^j نامنفی و تابعی پیوسته و مشتق‌پذیر از متغیرهای r و Φاست.*

با تغییر متغیرهای مسیریابی از fبه Φ و همچنین جایگذاری رابطه (۲)، مسأله بهینه‌سازی (۴) را می‌توان به صورت توابعی از مجموعه متغیرهای Φ و Ψ نوشت:

$$\begin{aligned}
\min_{\Psi,\Phi} \quad & \mathrm{H}(\Psi,\Phi) = \sum_{(i,k)\in\mathcal{L}} h_{ik}\left(\mu_i \sum_m \psi_m \eta_{ik}^m \ , \sum_j t_i^j \varphi_{ik}^j\right), \\
\text{s.t.} \quad & t_i^j = r_i^j + \sum_{k:(k,i)\in\mathcal{L}} t_k^j \varphi_{ki}^j \qquad \forall i,j \in \mathcal{N}, j \neq i, \\
& \sum_{m=1}^{M} \psi_m = 1, \quad \psi_m \geq 0, \quad m = 1,\ldots,M, \\
& \sum_{k:(i,k)\in\mathcal{L}} \varphi_{ik}^j = 1, \quad \varphi_{ik}^j \geq 0, \quad \forall (i,k) \in \mathcal{L}, j \neq i.
\end{aligned} \tag{۸}$$

۴-۱- شرایط بهینگی

تابع هدف در رابطه (۸) نسبت به دسته متغیرهای Φ محدب نیست که این به خاطر غیر خطی بودن رابطه Φ با fاست. در اینجا ما شرایط بهینگی را برای رابطه (۸) به علت کمبود جا بدون اثبات بیان می‌کنیم:

قضیه ۲: *شرایط زیر برای بهینگی نقطه امکان پذیر (Φ^*,Ψ^*) از رابطه (۸) کافی هستند.*

$$\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}^*, f_{ik}^*)}{\partial f_{ik}} + \frac{\partial H(\Psi^*,\Phi^*)}{\partial r_k^j} \geq \frac{\partial H(\Psi^*,\Phi^*)}{\partial r_i^j} \tag{۹}$$
$$\forall (i,k) \in \mathcal{L}, i \neq j,$$

$$\sum_{(i,k)\in\mathcal{L}} \eta_{ik}^m \mu_i \frac{\partial h_{ik}(C_{ik}^*, f_{ik}^*)}{\partial C_{ik}} \geq \gamma_m, m = 1,\ldots,M, \tag{۱۰}$$

که در روابط (۹) و (۱۰) برای $\varphi_{ik}^{j*} > 0$ و $\psi_m^* > 0$ تساوی برقرار است. در روابط (۹) و (۱۰) C_{ik}^* و f_{ik}^* مقادیر ظرفیت خط و شدت جریان مربوط به آن متناظر با مقادیر Ψ^* و Φ^* هستند و γ_m، برای $m=1,\ldots,M$، متغیرهای لاگرانژ هستند. مقدار عبارت $\partial H/\partial r_i^j$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$\frac{\partial H(\Psi,\Phi)}{\partial r_i^j} = \sum_{k:(i,k)\in\mathcal{L}} \varphi_{ik}^j \left(\frac{\partial h_{ik}(C_{ik},f_{ik})}{\partial f_{ik}} + \frac{\partial H(\Psi,\Phi)}{\partial r_k^j}\right) \tag{۱۱}$$

قضیه ۳: *برای هر نقطه بهینه $(\vec{C}^*, f^*)$ از مسأله (۴)، مجموعه مقادیر Ψ^* و Φ^* را می‌توان بنحوی یافت که روابط (۹) و (۱۰) برایشان درست باشد.*

۵- الگوریتم مسیریابی و زمان‌بندی توأم با کمترین هزینه

در این بخش، ما طبق رابطه (۸) یک الگوریتم توزیع شده برای مسیریابی و زمان‌بندی بهینه ارائه می‌کنیم، که آن را الگوریتم مسیریابی و زمان‌بندی توأم با کمترین هزینه (MCRS) می‌نامیم. این الگوریتم از لحاظ مسیریابی شبیه الگوریتم ارائه شده در[۱] است؛ البته تفاوتهایی با آن دارد که در ادامه به آنها اشاره می‌شود.

۵-۱- مسیریابی

هر زمان که یک بسته برای مقصد jبه یک گره میانی i می‌رسد، این بسته به صف خط خروجی (i,k^*) اضافه می‌شود که این خط به صورت زیر تعیین می‌شود:

$$k^* = \arg \min_{k:(i,k)\in\mathcal{L}, k\notin B_i^j} \partial H(\Psi,\Phi)/\partial \varphi_{ik}^j, \tag{۱۲}$$

که در آن $\frac{\partial H(\Psi,\Phi)}{\partial \varphi_{ik}^j} = t_i^j \left(\frac{\partial h_{ik}(C_{ik},f_{ik})}{\partial f_{ik}} + \frac{\partial H(\Psi,\Phi)}{\partial r_k^j}\right)$ و $B_i^j = \left\{k: (i,k) \in \mathcal{L}, \frac{\partial H(\Psi,\Phi)}{\partial r_i^j} < \frac{\partial H(\Psi,\Phi)}{\partial r_k^j} + \frac{\partial h_{ik}(C_{ik},f_{ik})}{\partial f_{ik}}\right\}$ است.

مقادیر پارامترهای مسیریابی Φ در هر گره به صورت آماری محاسبه می‌شود. این مقادیر بر اساس تصمیم‌هایی که تاکنون برای مسیریابی بسته‌های رسیده در آن گره اتخاذ شده است و همچنین نوعی متوسط‌گیری مثل روش متوسط گیری نمائی وزن‌دار، تعیین می‌شوند. تفاوت الگوریتم ارائه شده در [۱] با الگوریتم پیشنهادی ما در این است که در آنجا ابتدا مقادیر Φ تازه‌سازی می‌شوند و سپس مقادیر Φ برای انتخاب تصادفی خط خروجی هر بسته مورد استفاده قرار می‌گیرد. ولی ما بالعکس، ابتدا بهترین خط خروجی را برای هر بسته مشخص می‌کنیم و بسته را در صف مورد نظر قرار می‌دهیم، سپس از روی این انتخاب‌ها Φ را محاسبه می‌کنیم و در محاسبه مقادیر $\partial H/\partial r_k^j$ بکار می‌بریم.

B_i^j یا مجموعه همسایه‌های ممنوعه در گره i برای ارسال بسته به مقصد j، به منظور جلوگیری از بوجود آمدن حلقه در مسیریابی تعریف می‌شود، که در [۱] بطور مفصل بحث شده است. هزینه‌های کناری

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]

$$\sum_{m=1}^{M}[\theta\ \psi_m^1 + (1-\theta)\ \psi_m^2] = \theta \sum_{m=1}^{M} \psi_m^1 + (1-\theta)\sum_{m=1}^{M} \psi_m^2 = 1$$

لذا $\theta\ \vec{C}^1 + (1-\theta)\vec{C}^2$ ظرفیت حاصل از یک رویه زمان‌بندی است که در آن برنامه $\vec{\xi}^m$، با احتمال $[\theta\ \psi_m^1 + (1-\theta)\ \psi_m^2]$ انتخاب می‌شود.

۳- فرمول‌بندی مسأله به صورت بهینه‌سازی محدب

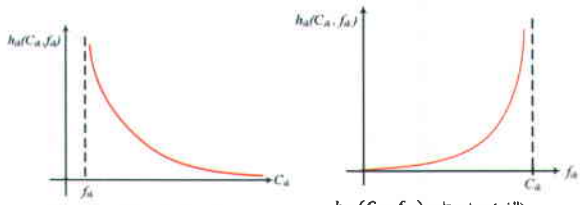
الگوریتم‌های مسیریابی با کمترین تأخیر [۲] بر مبنای یک مسأله بهینه‌سازی فرموله می‌گردند که در آن، مجموع تعداد متوسط بسته‌های منتظر برای خطوط مختلف شبکه کمینه می‌گردد:

$$\begin{aligned} \min_{f} \quad & \sum_{(i,k)} D_{ik}(f_{ik}) \\ \text{s.t.} \quad & f_{ik} = \sum_{j \neq i} f_{ik}^{j}, \\ & f_{ik}^{j} \geq 0 \quad , \quad \forall (i,k) \in \mathcal{L}, j \neq i, \\ & r_i^j + \sum_{k:(k,i)\in\mathcal{L}} f_{ki}^{j} = \sum_{k:(i,k)\in\mathcal{L}} f_{ik}^{j}, \forall i \in \mathcal{N}, j \neq i, \end{aligned} \tag{۳}$$

در این رابطه D_{ik} متوسط تعداد بسته‌ها روی خط (i,k) است که تابعی از متوسط نرخ ارسال روی این خط است. در این مسأله نرخ‌های ورود به شبکه ثابت درنظر گرفته می‌شود و مسیریابی مبتنی بر این نرخ‌های ورودی صورت می‌گیرد. در مسأله فوق، یکی از قیدهایی[۱۰] که بایستی در مورد شدت جریان خطوط شبکه در نظر گرفت، قید $f_{ik} \leq C_{ik}$ است؛ اما از آنجا که وقتی f_{ik} به C_{ik} میل کند، مقدار تابع D_{ik} به سمت بی‌نهایت میل خواهد کرد، ذکر تصریحی این قید ضرورت ندارد.

در این مسأله، ما می‌توانیم بجای تابع $D_{ik}(f_{ik})$ از هر تابع کلی $h_{ik}(f_{ik})$ که معرف یک پارامتر دلخواه روی خط (i,k) است، استفاده کنیم. مسأله دیگری که در شبکه‌های بی‌سیم با آن مواجه هستیم ثابت نبودن ظرفیت خطوط است که چنانکه در رابطه (۱) نشان داده شده است، ظرفیت هر خط در شبکه‌های بی‌سیم متغیر بوده و با رویه‌های مختلف زمان‌بندی قابل تنظیم بین صفر و یک حد بالایی است. بنابراین علاوه بر شدت جریان هر خط، متوسط ظرفیت هر خط نیز در شبکه‌های بی‌سیم باید مشخص شود. به این دلیل، تابع هزینه را برای هر خط (i,k) به صورت تابع دو متغیره $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ در نظر می‌گیریم. این تابع بایستی دارای خصوصیات زیر باشد:

- P۱. تابع $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ در ناحیه $0 \leq f_{ik} < C_{ik}$ تعریف می‌شود که در این ناحیه پیوسته و مشتق‌پذیر از مرتبه دو است.
- P۲. $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ نسبت به متغیرهای توأم (C_{ik}, f_{ik}) اکیداً محدب است.
- P۳. $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ نسبت به متغیر f_{ik} افزاینده و نسبت به متغیر C_{ik} کاهنده است.
- P۴. وقتی $f_{ik} \to C_{ik}^{-}$ ، $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}) \to \infty$ و برای $f_{ik} \geq C_{ik}$ داریم $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}) = \infty$



(ب) برش تابع $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ در f_{ik} ثابت

(الف) برش تابع $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ در C_{ik} ثابت

شکل (۱) : برش تابع دو متغیره $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ درجهت هر یک از متغیرها.

هم‌اکنون می‌خواهیم مجموع هزینه‌های شبکه را به حداقل مقدار خود برسانیم. در زیر مسأله بهینه‌سازی مرتبط با این موضوع را با در نظر داشتن شرایط امکان‌پذیری[۱۱] شدت جریان‌ها و مقادیر ظرفیت طراحی شده برای خطوط و قانون بقای شدت جریان در هر گره بیان می‌کنیم:

$$\begin{aligned} \min_{\vec{C},f} \quad & H(\vec{C},f) = \sum_{(i,k)\in\mathcal{L}} h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}), \\ \text{s.t.} \quad & f_{ik} = \sum_{j \neq i} f_{ik}^{j}, \\ & f_{ik}^{j} \geq 0 \quad , \quad \forall (i,k) \in \mathcal{L}, j \neq i, \\ & r_i^j + \sum_{k:(k,i)\in\mathcal{L}} f_{ki}^{j} = \sum_{k:(i,k)\in\mathcal{L}} f_{ik}^{j}, \quad \forall i \in \mathcal{N}, j \neq i, \\ & \vec{C} \in \mathbb{C}. \end{aligned} \tag{۴}$$

هدف مسأله زمان‌بندی و مسیریابی فوق، از یک طرف تخصیص ظرفیت‌های C_{ik} به خطوط و از طرف دیگر تقسیم ترافیک ورودی r_i^j بین مسیرهای موجود بین مبدأ و مقصد بنحوی است که شدت جریان و ظرفیت بدست آمده برای خطوط، تابع هزینه $H(\vec{C},f)$ را کمینه کند.

مشاهدات زیر در مورد این مسأله قابل انجام است. اول اینکه مسأله فوق یک مسأله بهینه‌سازی محدب روی یک ناحیه محدب از متغیرهای $\vec{C}$ و f است. دوم، با داشتن خاصیت P۴، هر نقطه امکان‌پذیر $(\vec{C},f)$ از مسأله بهینه‌سازی شرط $f_{ik} < C_{ik}$ را ارضا می کند. سوم، هر نقطه بهینه $(\vec{C}^*, f^*)$ و در حقیقت هر نقطه امکان‌پذیر $(\vec{C},f)$ با یک مجموعه از احتمالات زمان‌بندی Ψ مرتبط است؛ و بالاخره چهارم اینکه اگر تابع هزینه $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ نمایانگر طول صف یا میزان ازدحام در خط مربوطه باشد، هر نقطه بهینه $(\vec{C}^*, f^*)$ مشخص کننده نوعی مسیریابی و زمان‌بندی توأم است که متوسط تأخیر کل یا ازدحام شبکه را به کمترین مقدار خود می‌رساند.

بهترین انتخاب طبیعی برای تابع $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ می‌تواند مقدار متوسط طول صف در خط (i,k) یعنی $D_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ باشد. متأسفانه هر چند این تابع نسبت به متغیرهای C_{ik} و f_{ik} بطور جداگانه محدب است، ولی تابع محدبی از متغیرهای مشترک (C_{ik}, f_{ik}) نیست. برای حل این مشکل تابع هزینه هر خط را می‌توان، بطور مثال، به صورت زیر در نظر گرفت:

$$h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}) = C_{ik} \int_0^{\rho_{ik}} D_{ik}(\rho_{ik}) d\rho_{ik}, \tag{۵}$$

که در آن $\rho_{ik} = f_{ik}/C_{ik}$ و تابع $D_{ik}(\rho_{ik})$ متوسط طول صف در خط (i,k) است. می‌توان نشان داد که تابع هزینه فوق کلیه خصوصیات P۱-P۴ را برآورده می‌کند. هرچند نتایج تئوری این بخش و بخش‌های ۴ و ۵ برای هر انتخاب تابع هزینه که خصوصیات P۱-P۴ را داشته باشد،

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]

روند ارائه مطالب در این مقاله به صورت زیر است. در بخش۲ و ۳ به ترتیب مدل سیستم و فرمول‌بندی مسأله به صورت یک مسأله بهینه‌سازی محدب بیان می‌شود. در بخش ۴ مسأله به صورتی فرمول‌بندی می‌شود که پیاده‌سازی توزیع‌شده الگوریتم مسیریابی امکان‌پذیر باشد. الگوریتم پیشنهادی مسیریابی و زمان‌بندی توأم با کمترین هزینه (MCRS[۵]) در بخش ۵ ارائه می‌شود و بخش ۶ نتایج شبیه‌سازی و مقایسه عملکرد دو الگوریتم Tassiulas و MCRS را دربر دارد. در پایان، در بخش ۷ توضیحاتی به عنوان نتیجه‌گیری بیان می‌شود.

۲- مدل سیستم

یک شبکه بی‌سیم در نظر بگیرید که در آن، $\mathcal{N}$ مجموعه گره‌های بی‌سیم شبکه و $\mathcal{L}$ مجموعه خطوط بی‌سیم در شبکه است. هر خط نمایانگر یک ارتباط مستقیم بین یک گره فرستنده i و یک گره گیرنده k است و به صورت دوتایی مرتب (i,k) نشان داده می‌شود. واضح است که خط (i,k) با خط (k,i) متفاوت است. در این نوشتار فرض کرده‌ایم که تمامی کاربران از یک کانال برای ارسال بطور مشترک استفاده می‌کنند. همچنین یک مدل تداخلی عام بر اساس گراف تداخل[۶]، در نظر گرفته‌ایم. در گراف تداخل هر رأس نمایانگر یک خط شبکه است و هر یال واسط بین دو رأس در گراف تداخل، به این نکته اشاره می‌کند که دو خط متناظر با رأس‌های انتهایی آن در شبکه به علت وجود تداخل نمی‌توانند همزمان با هم فعال شوند. نرخ ارسال گره i در هنگام ارسال روی یکی از خطهای خروجی آن، مستقل از مقدار فاصله با گره گیرنده، برابر μ_i در نظر گرفته شده است. توپولوژی شبکه در این مقاله استاتیک فرض شده است، بدین معنی که مجموعه خطوط $\mathcal{L}$ و نرخهای ارسالی μ_i در گره‌ها با زمان تغییر نمی‌کنند. از نظر عملی، این به معنی کمتر بودن سرعت تغییر توپولوژی شبکه نسبت به سرعت همگرایی الگوریتم است.

r_i^j نشانگر نرخ متوسط ورود داده به شبکه در گره i برای مقصد j است. f_{ik}نرخ متوسط بیت‌های ارسال شده روی خط (i,k) و f_{ik}^j به ازای $i\neq j$، نرخ متوسط بیت‌های ارسالی روی خط (i,k) مربوط به مقصد j است. در ادامه مقاله، گاه از f_{ik} به عنوان شدت جریان ترافیک روی خط نام می‌بریم. واضح است که $f_{ik}=\sum_{j\neq i} f_{ik}^j$ است. ما از نماد f برای ارجاع به کلیه مقادیر f_{ik}^j به ازای $(i,k)\in\mathcal{L}, j\neq i$ استفاده می‌کنیم. بطور مشابه از نماد r برای ارجاع به نرخ‌های r_i^j به ازای $j\neq i$ استفاده می‌کنیم.

برای سهولت در تعیین زمان فعال‌سازی هر خط، زمان را به بازه‌های مساوی تقسیم کرده‌ایم و در هر بازه زمانی یک زیر مجموعه نامتداخل از خطوط را فعال می‌کنیم. فرض کنید M مجموعه مستقل[۷] در گراف تداخل وجود دارد که هر یک از آنها با $m=1,\dots,M$ نشان داده می‌شود. یک مجموعه مستقل به مجموعه‌ای از رأس‌های یک گراف گفته می‌شود که هیچ دو رأسی از آن توسط یک یال به هم متصل نشده باشند. هر مجموعه مستقل را می‌توان با بردار باینری $\vec{\eta}^m=[\eta_{ik}^m]$ مشخص کرد که در آن $\eta_{ik}^m=1$ است، اگر خط (i,k) در مجموعه مستقل mام باشد، و در غیر این صورت $\eta_{ik}^m=0$ است. بنابراین هر بردار $\vec{\eta}^m$ مشخص کننده یک مجموعه نامتداخل از خطوط است که می‌توانند در یک بازه زمانی بطور همزمان فعال شوند. به همین علت، ما به هر یک از بردارهای $\vec{\eta}^m$ یک «برنامه» می‌گوییم. با یک نگاه احتمالاتی به زمان‌بندی خطوط در شبکه، می‌توانیم احتمال انتخاب برنامه $\vec{\eta}^m$ را در یک بازه زمانی دلخواه با ψ_m نشان دهیم. همچنین هر مجموعه از احتمالات زمان‌بندی ψ_m یک «رویه[۸] زمان‌بندی» را مشخص می‌کند. واضح است که $\sum_{m=1}^{M}\psi_m=1$ است. ما از نماد Ψ برای ارجاع به مجموعه احتمالات ψ_m استفاده می‌کنیم.

از تعریف فوق مشخص است که اگر در طول یک بازه زمانی خطوط شبکه طبق برنامه $\vec{\eta}^m$ فعال شوند، نرخ ارسال بسته در خط (i,k) برابر $\mu_i\eta_{ik}^m$ خواهد بود. با این تعاریف، هم‌اکنون می‌توانیم متوسط نرخ ارسال روی خط (i,k) را که با C_{ik} نشان می‌دهیم، به صورت زیر بیان کنیم:

$$C_{ik} = \sum_{m=1}^{M} \psi_m[\text{نرخ ارسال روی خط } (i,k) \mid \text{برنامه } \vec{\eta}^m \text{ انتخاب شده باشد}]$$
$$= \sum_{m=1}^{M} \psi_m \mu_i \eta_{ik}^m \quad , \quad \forall (i,k)\in\mathcal{L}. \qquad (۱)$$

در این مقاله از C_{ik} به عنوان ظرفیت خط (i,k) نام می‌بریم. توجه داشته باشید که C_{ik} قابل مقایسه با ظرفیت خطوط سیمی است، با این تفاوت که در اینجا نرخ ارسال روی خطوط ثابت نبوده و مرتب نوسان می‌کند ولی متوسط نرخ ارسال که وابسته به مقادیر احتمالات زمان‌بندی ψ_m است، برابر C_{ik} است. بالاخره، $\vec{C}$ را به عنوان بردار ظرفیت خطوط یعنی $\vec{C}=[C_{ik}]$ تعریف می‌کنیم. بنابراین می‌توان رابطه (۱) را به صورت برداری زیر نوشت:

$$\vec{C} = \sum_{m=1}^{M} \psi_m \vec{\xi}^m, \qquad (۲)$$

که در آن بردار $\vec{\xi}^m=[\xi_{ik}^m]$ به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$\xi_{ik}^m = \mu_i \eta_{ik}^m \quad , \quad \forall (i,k)\in\mathcal{L}, m=1,\dots,M.$$

رابطه (۲) نشان می‌دهد که تحت هر رویه زمان‌بندی P، بردار ظرفیت $\vec{C}$ می‌تواند به صورت یک ترکیب محدب[۹] از M بردار $\vec{\xi}^m$ که مستقل از رویه P هستند، بیان شود. ضرایب این ترکیب محدب برابر احتمالات زمان‌بندی ψ_m است که ناشی از رویه P می‌باشد. تعبیر فیزیکی زیر را می‌توان برای $\vec{\xi}^m$ ارائه کرد. رویه زمان‌بندی P^n را در نظر بگیرید که در آن از برنامه $\vec{\eta}^n$ در تمام بازه‌های زمانی استفاده می‌شود؛ بنابراین داریم: $\psi_n=1$ و $\psi_m=0,\ m\neq n$. این فرضیات باعث می‌شود تا بردار ظرفیت به صورت $\vec{C}=\vec{\xi}^n$ درآید. بنابراین هر بردار $\vec{\xi}^m$ در رابطه (۲) برابر بردار ظرفیت $\vec{C}$ است، وقتیکه برنامه $\vec{\eta}^m$ در تمام بازه‌های زمانی تکرار شده باشد.

تمام بردارهای ظرفیت $\vec{C}$ که با رویه‌های زمان‌بندی مختلفِ خالی از تداخل، بدست می‌آیند را با مجموعه $\mathfrak{C}$ نشان می‌دهیم. مهمترین نتیجه‌ای که می‌توان از رابطه (۲) بدست آورد این است که مجموعه $\mathfrak{C}$ یک مجموعه محدب است. برای اثبات، دو بردار $\vec{C}^1,\vec{C}^2\in\mathfrak{C}$ را در نظر بگیرید که هر یک از آنها با مجموعه احتمالات زمان‌بندی Ψ^1 و Ψ^2 متناظر هستند. در این صورت، نشان می‌دهیم که هر ترکیب محدب این دو بردار نیز متعلق به مجموعه $\mathfrak{C}$ خواهد بود:

فرض کنید $0\leq\theta\leq 1$، آنگاه:

$$\theta\vec{C}^1+(1-\theta)\vec{C}^2$$
$$=\theta\sum_{m=1}^{M}\psi_m^1\vec{\xi}^m+(1-\theta)\sum_{m=1}^{M}\psi_m^2\vec{\xi}^m$$
$$=\sum_{m=1}^{M}[\theta\psi_m^1+(1-\theta)\psi_m^2]\vec{\xi}^m=\vec{C}^3\in\mathfrak{C}$$

که در رابطه فوق مجموع ضرایب $[\theta\psi_m^1+(1-\theta)\psi_m^2]$ برابر واحد است:

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]

خواهیم دید، مسیریابی و زمان‌بندی توأم به شیوه فوق مزیت‌های عملکردی قابل توجهی نسبت به سایر روش‌های پیشنهادی در [۶،۵،۴،۳] دارد.

در شبکه‌های بی‌سیم، تخصیص منابع مستلزم طراحی الگوریتم‌های مسیریابی، کنترل نرخ ورودی، زمان‌بندی، تخصیص کانال و کنترل توان می‌باشد. از این پنج الگوریتم، دو مورد آخر خاص شبکه‌های بی‌سیم است. مورد سوم (یعنی زمان‌بندی) اگرچه در شبکه های سیمی نیز وجود دارد، ولی در شبکه‌های بی‌سیم در مفهومی بسیار وسیعتر مطرح می‌باشد. عملکرد این الگوریتم‌ها دو به دو به هم وابسته هستند، به نحویکه طرح الگوریتم برای هریک از آنها، روی بقیه نیز تأثیر گذار است.

مسیریابی به معنای انتخاب مسیر در شبکه کامپیوتری بین یک زوج مبدأ-مقصد برای ارسال داده می‌باشد. مسیر انتخابی در الگوریتم مسیریابی می‌تواند یکتا باشد یعنی بسته‌های داده مربوط به هر زوج مبدأ-مقصد تنها از یک مسیر برای رسیدن به مقصد استفاده کنند، یا چندگانه باشد بدین معنا که بین زوج مبدأ-مقصد چندین مسیر به موازات هم وجود داشته باشد که بسته‌ها بین این مسیرها توزیع شوند. انتخاب مسیر می‌تواند به عوامل مختلفی وابسته باشد. از مهمترین این عوامل می‌توان به هزینه ارسال، تأخیر متوسط، تعداد گام، پهنای باند و قابلیت اطمینان اشاره کرد. مسیریابی می‌تواند استاتیک باشد، یعنی بین هر زوج مبدأ-مقصد تنها بکبار عملیات مسیریابی انجام گیرد، یا شبه استاتیک باشد و هر چند وقت یکبار مسیر جدید طبق تغییرات شبکه بهنگام شود. نوع دیگر، مسیریابی دینامیک است که در آن، بسته‌ها مسیر از پیش تعیین شده‌ای ندارند و هر گره وابسته به وضعیت موجود، گام بعدی بسته‌ها را انتخاب می‌کند.

زمان‌بندی در شبکه‌های سیمی به معنای نحوه نوبت‌بندی کاربران مختلف برای سرویس دهی است ولی در شبکه‌های بی‌سیم زمان‌بندی علاوه بر جنبه سابق به معنای این است که در هر بازه زمانی با توجه به وجود تداخل، کدام خطوط اجازه فعالیت و ارسال همزمان دارند. در شبکه‌های سیمی، با تغییر نحوه زمان‌بندی، میزان تأخیر و گذردهی[۲] هر کاربر تغییر می‌کند؛ در حالیکه در شبکه‌های بی‌سیم، با تغییر نحوه زمان‌بندی، نه تنها تأخیر و گذردهی هر کاربر، بلکه گذردهی کل شبکه هم تغییر می‌کند.

در سال‌های اخیر تحقیقات زیادی در زمینه طراحی الگوریتم‌های مسیریابی و زمان‌بندی صورت گرفته است که بعضی از آنها به همراه مسأله کنترل نرخ ورودی یا کنترل توان بوده‌اند. در بعضی از کارها مسیریابی و زمان‌بندی، هر یک به صورت یک مسأله بهینه‌سازی فرمول‌بندی شده است، ولی هر کدام از آنها در مقیاس زمانی متفاوتی حل شده‌اند [۹،۸،۷]. برخی دیگر به حل تقریبی مسائل تئوریک مربوط بر روی گراف، مثل مسأله یافتن مجموعه‌ای مستقل با بیشترین وزن[۳] (MWIS) که به کرات در مسأله زمان‌بندی شبکه‌های بی‌سیم ظاهر می‌شود، پرداخته‌اند [۱۰،۱۱،۱۲،۱۳]. تا آنجا که ما می‌دانیم، الگوریتم‌های توأم مسیریابی و زمان‌بندی در مراجع [۶،۵،۴،۳] مورد بررسی قرار گرفته است، که از میان آنها [۴،۳] با استفاده از تئوری پایداری لیاپانف، که یک ابزار قوی در بررسی پایداری است، خاصیت بهینگی گذردهی را برای این الگوریتم اثبات کرده‌اند؛ در حالیکه [۶،۵] الگوریتم مسیریابی و زمان‌بندی مشابهی را با استفاده از تئوری دوگان در مسائل بهینه‌سازی محدب و حل آن با روش subgradient بدست آورده‌اند.

اولین الگوریتم مسیریابی و زمان‌بندی [۳] که توسط Tassiulas ارائه شده است، بسیار ساده و در عین حال قدرتمند است. مراجع [۶،۴،۵] نیز با روش‌های مختلف دیگری به این الگوریتم دست یافته‌اند، ولی برای اختصار در این مقاله، تمام آنها را با الگوریتم Tassiulas نام می‌بریم. در این الگوریتم، پایداری شبکه‌ای از صف‌ها که در آن خطوط به هم وابسته‌اند و نحوه زمان‌بندی آنها، مورد بررسی قرار گرفته است. هدف اصلی این کار است که بر خلاف دسترسی تصادفی به کانال برای هر فرستنده ، که روشی متداول در شبکه‌های بی‌سیم برای تخصیص کانال است، اختصاص منابع براساس زمان‌بندی خطوط در کل شبکه انجام شود. ملاک مورد نظر برای زمان‌بندی خطوط، میزان گذردهی شبکه است. ثابت شده است ناحیه ظرفیتی که این الگوریتم آنرا می‌پوشاند، بهینه است به این معنی که اگر این الگوریتم نتواند مجموعه‌ای از نرخ‌های درخواستی ورودی را سرویس دهد، هیچ الگوریتم دیگری وجود ندارد که بتواند این کار را انجام دهد.

الگوریتم Tassiulas ذاتاً یک الگوریتم زمان‌بندی است که در حین اجرای آن مسیریابی نیز خودبه‌خود انجام می‌شود. متأسفانه مسیریابی حاصل شده از این الگوریتم مطلوب نیست، زیرا ارسال بسته‌ها در مسیرهای مختلف بدون توجه به شرایط ترافیکی آن مسیرها از مبدأ تا مقصد صورت می‌گیرد. تنها اطلاعاتی که گام بعدی هر بسته را در شبکه مشخص می‌کند، تفاضل طول صف محاوره مربوط به آن بسته در گره تصمیم گیرنده و گره‌های همسایه آن است. تا زمانیکه طول صف در گره‌های شبکه به اندازه مناسبی نرسد، بسته‌ها در سطح شبکه سرگردان بوده و در هر مسیر ممکن حرکت می‌کنند. نتایج شبیه‌سازی این الگوریتم، چنانکه در بخش ۶ نشان داده می‌شود، حاکی از عملکرد ضعیف این الگوریتم به دلیل افزایش بی‌دلیل تأخیر بسته‌ها، تأخیر jitter، جابجایی ترتیب بسته‌ها در مقصد، تعداد بسته‌های گمشده و مقدار انرژی مصرفی در شبکه است.

در این مقاله، ما با یک روش کاملاً متفاوت، مسأله مسیریابی و زمان‌بندی را بطور مشترک فرمول‌بندی می‌کنیم. رویکرد بهینه‌سازی مورد استفاده ما، مسأله زمان‌بندی بهینه و یک شکل اصلاح شده از الگوریتم مسیریابی با کمترین تأخیر [۲و۱] را به صورت یکپارچه در می‌آورد. حاصل این روش بهینه‌سازی آن است که ارسال بسته‌ها بنحوی انجام می‌شود که هزینه حاشیه‌ای[۴] ارسال آنها تا مقصد کمترین مقدار باشد و بنابراین از ارسال بی‌جهت بسته‌ها به مسیرهای غیر ضروری جلوگیری می‌شود. سپس شرایط بهینگی را مورد بررسی قرار می‌دهیم. در ادامه یک الگوریتم برای حل این مسأله که مسیریابی را به صورت توزیع شده انجام دهد، ارائه می‌نماییم. بخش زمان‌بندی این الگوریتم، مشابه سایر روشهایی که به حل مسأله زمان‌بندی بهینه می‌پردازند[۱۱،۵،۳]، به حل یک مسأله MWIS در گراف تداخل شبکه تقلیل می‌یابد. نتایج شبیه‌سازی روی یک شبکه بی سیم با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه نشانگر برتری قابل توجه الگوریتم ما در مقایسه با الگوریتم Tassiulas، از نظر تأخیر بسته‌ها، تأخیر jitter، جابجایی ترتیب بسته‌ها در مقصد، تعداد بسته‌های گمشده و مقدار انرژی مصرفی در شبکه است. بعلاوه نتایج شبیه‌سازی‌های مختلف هیچ کاهشی در ناحیه ظرفیت بدست آمده توسط الگوریتم ما، در مقایسه با الگوریتم Tassiulas، نشان نمی‌دهند.

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]

مجله بین المللی
ارتباطات و فناوری اطلاعات

ITRC

جلد یکم - شماره ۲ - اردیبهشت‌ماه ۱۳۸۸ (ش ص . ۱۰-۱)

زمان‌بندی و مسیریابی بهینه در شبکه‌های بی‌سیم

نغمه سادات مؤیدیان

دانشکده مهندسی برق و کامپیوتر- دانشگاه صنعتی اصفهان
اصفهان – ایران
moayedian@ec.iut.ac.ir

سید جمال الدین گلستانی

دانشکده مهندسی برق و کامپیوتر- دانشگاه صنعتی اصفهان
اصفهان – ایران
golestani@ieee.org

تاریخ دریافت: ۱۳۸۷/۱۰/۱۰- تاریخ پذیرش: ۱۳۸۸/۱/۲۵

چکیده- در این مقاله، مسئله مسیریابی و زمان‌بندی توأم در شبکه‌های بی‌سیم، براساس یک چارچوب واحد بهینه‌سازی محدب بررسی شده و الگوریتمی برای حل آن ارائه می‌شود. در این روش، یک شکل اصلاح شده از الگوریتم مسیریابی با کمترین تأخیر که پیشتر در شبکه‌های سیمی مطرح بوده است به همراه زمان‌بندی بهینه، بصورت یکپارچه فرمول‌بندی می‌شود. در این الگوریتم، مسیریابی بسته‌ها با مقایسه شرایط ترافیکی در کل طول مسیرهای مختلف از مبدأ تا مقصد و انتخاب بهترین آنها در هر زمان صورت می‌گیرد. این نوع عملکرد باعث تمایز آشکار الگوریتم ارائه شده با الگوریتم‌های مسیریابی و زمان‌بندی توأمی می‌شود که مثل الگوریتم Tassiulas، بر اساس تفاضل طول صف محاوره‌ها در گره‌های همسایه عمل می‌کنند. نتایج شبیه‌سازی نشان می‌دهند که الگوریتم ارائه شده عملکردی به مراتب بهتر نسبت به الگوریتم Tassiulas دارد. معیارهای برتری الگوریتم ما شامل تأخیر بسته‌ها، تعداد بسته‌های گم شده، جابجایی ترتیب بسته‌ها و میزان انرژی مصرفی است. بعلاوه از نظر ناحیه ظرفیت، نتایج شبیه‌سازی تفاوتی بین دو الگوریتم نشان نمی‌دهند.

واژه‌های کلیدی: **شبکه‌های بی‌سیم، مسیریابی، زمان‌بندی، بهینه‌سازی محدب.**

Abstract- **A joint routing and scheduling algorithm for multihop wireless networks, based on a unified convex optimization framework, is proposed. Our approach is novel in that it integrates optimal scheduling with a modified version of distributed minimum delay routing. Accordingly, the algorithm performs packet routing based on a complete multi-hop view of the network and its traffic conditions. This stands in sharp contrast to joint routing and scheduling algorithms, such as the Tassiulas algorithm that rely on per-session queue differential between adjacent nodes for channel scheduling and packet routing. Simulation results illustrate that the proposed algorithm performs much better than Tassiulas, in terms of packet delay and jitter, packet loss and misordering, and energy consumption. Moreover, in terms of capacity region, simulation results do not reflect any noticeable difference between the two algorithms.**

۱- مقدمه

در این نوشتار، یک الگوریتم مسیریابی و زمان‌بندی توأم برای شبکه‌های چندگامی بی‌سیم، بر اساس حل یک مسأله بهینه‌سازی محدب[1]، پیشنهاد می‌شود. در این فرمول‌بندی ما توانسته‌ایم مسأله زمان‌بندی بهینه را با یک شکل اصلاح شده از الگوریتم مشهور مسیریابیِ با کمترین تأخیر [۱و۲] ادغام کرده و در قالب یک مسأله واحد ارائه نماییم. چنانکه

[Downloaded from ijict.itrc.ac.ir on 2024-03-29]