

# مسیریابی بهینه با انباشت اطلاعات متقابل در شبکه های بی سیم

منی کوچکزاده

دانشگاه فردوسی، گروه مهندسی کامپیوتر - نرم افزار، مشهد، ایران (mona.Kouchakzadeh@stu-mail.um.ac.ir)

چکیده - در تحقیق حاضر ما بر روی استراتژی های مسیریابی بهینه و زمانبندی در شبکه های بیسیم چند گامه<sup>۱</sup> با کدهای بدون نرخ<sup>۲</sup> تمرکز کرده ایم. کدهای بدون نرخ این اجازه را به هر نود شبکه می دهد تا با انتقال هر بسته اطلاعات متقابل را انباشت کند. این باعث می شود تا کارایی قابل توجهی را نسبت به روشهای مرسوم مسیریابی کوتاه ترین مسیر بدست آوریم. علاوه بر این، این روش برای تکنیک های ارتباطی مشارکتی که مبتنی بر انباشت انرژی هستند، خروجی بهتری دارد. به هر حال این روش در خصوص اینکه کدام نود در انتقال شرکت کند و کدامیک در رمزگشایی مورد استفاده قرار گیرد، تصمیم گیری های ترکیبی و پیچیده ای را در شبکه خلق کرده است. ما سه مشکل مورد توجه در این تنظیمات را فرموله سازی کرده ایم: ۱- مسیریابی با حداقل تاخیر، ۲- مسیریابی با حداقل انرژی و با در نظر گرفتن محدودیت تاخیر و ۳- انتشار با حداقل تاخیر. اینها مسائل بهینه سازی ترکیبی دشواری هستند و ما با استفاده از ویژگی های ساختاری راه حل های بهینه، مسئله را ساده تر کرده ایم و الگوریتم بهینه حریصانه را استخراج کرده ایم. اگر چه این مسائل کاهش یافته اند اما هنوز دارای پیچیدگی نمایی هستند، برخلاف کارهای پیشین مشابه الگوریتم حریصانه ما به سادگی استفاده می شود و نیازی به راه حل برنامه خطی ندارد. بعلاوه، با استفاده از درک و بینش کلی از راه حل بهینه برای یک شبکه خطی، ما دو روش اکتشافی که می تواند با چند جمله ای زمانی در سبک توزیع شده اجرا شود را پیشنهاد کرده ایم که می توان آن را با راه حل های بهینه مقایسه کرد. شبیه سازی برای هر دو روش اکتشافی پیشنهاد شده است که بسیار نزدیک به راه حل های بهینه برای توپولوژی شبکه تصادفی است.

کلید واژه- انباشت اطلاعات متقابل، کدهای بدون نرخ، مسیریابی با حداقل تاخیر، مسیریابی با حداقل انرژی.

## ۱- مقدمه

ارتباطات مشارکتی دستاوردهای قابل توجهی را در کارایی شبکه های بیسیم بر روی روشهای سنتی وعده داده است، که در آن شبکه مانند لینک های نقطه به نقطه رفتار می کند. پروتکل های ارتباط مشارکتی از ذات پخشی انتقال بیسیم بهره می برد و دستاوردهای متنوع مکانی را با استفاده از تقویت کننده های چندگانه جهت انتقال های مشارکتی پیشنهاد می کند. این می تواند باعث افزایش قابلیت اطمینان و کاهش هزینه انرژی در انتقال داده های شبکه های بیسیم شود. برای اطلاعات بیشتر به تحقیق جامع [۲] رجوع شود. اکثر کارهای اخیر در زمینه ارتباطات اشتراکی بر روی تکنیک های لایه فیزیکی مانند تکرار متعامد کدگذاری/سیگنالینگ<sup>۳</sup> [۳]، توزیع به شکل اشعه<sup>۴</sup> [۴]، توزیع کدهای فضا-زمان<sup>۵</sup> و غیره تمرکز دارند. همه ی این تکنیک ها از انتقال های چندگانه جهت رمزگشایی

1. multi-hop wireless networks
2. rateless codes
3. orthogonal repetition coding/signaling
4. distributed beamforming
5. distributed space-time codes

یک بسته، انباشت انرژی<sup>۱</sup> را انجام می‌دهند. در انباشت انرژی یک دریافت کننده زمانی یک بسته را می‌تواند رمزگشایی کند که کل انرژی از انتقال‌های چندگانه که بسته‌ها به یک حد آستانه معینی رسیده باشند، دریافت شود. روش جایگزینی که اخیراً مورد توجه قرار گرفته است مبتنی بر انباشت اطلاعات متقابل می‌باشد [۶] و [۷]. در این روش، یک گره اطلاعات متقابل از انتقال‌های چندگانه را تا زمانی که بتواند با موفقیت رمزگشایی شود، جمع‌آوری می‌کند. در [۶] و [۷] نشان داده شده است که طرح‌های مبتنی بر انباشت انرژی به ویژه با رژیم SNR بالا دارای کارایی بهتری است.

مانند طرحی که می‌تواند با استفاده از کدهای بدون نرخ در تمرین پیاده سازی شوند، مثل دو کد چشمه<sup>۲</sup> و رپتور<sup>۳</sup> [۸]-[۱۰]. کدهای بدون نرخ بیت‌های اطلاعاتی را بطور بالقوه به کلمه کدهایی با طول نامحدود رمزگذاری می‌کنند. پس از آن، بیت توازن اضافی توسط فرستنده تا زمانی که دریافت کننده قادر به رمزگشایی است، ارسال می‌شود. روال رمزگشایی در گیرنده با استفاده از الگوریتم‌های انتشار باور<sup>۴</sup> انجام می‌شود. برای بررسی بر روی کدهای LT، Fountain، و Raptor ما شما را به تحقیق کامل انجام شده در [۱۱] ارجاع می‌دهیم.

علاوه بر امکان انباشت اطلاعات متقابل، کدهای بدون نرخ مزایای بیشتری را بر روی طرح‌های سنتی با نرخ ثابت در زمینه تقویت شبکه فراهم می‌کند. این مبحث در [۱۲] و [۱۳] به طور کامل بحث شده است. بر خلاف طرح‌های با کد نرخ ثابت که فرستنده نیاز به دانش حالت جاری کانال<sup>۵</sup> (CSI) دارد، کدهای بدون نرخ شرایط کانال را بدون نیاز به CSI تطبیق می‌دهند. این مزیت هنگامی بسیار مهم می‌شود که شبکه بزرگی داشته باشیم، زیرا هزینه دستیابی CSI با رشد اندازه شبکه نمایی می‌شود. با این حال این معرفی یک خاطره قدیمی در سیستم است زیرا اطلاعات متقابل انباشت شده از انتقال‌های چندگانه بالقوه در گذشته می‌توانست برای رمزگشایی بسته استفاده شود.

در این مقاله، ما به مطالعه سه مشکل در بهینه سازی مسیریابی و زمانبندی بر روی شبکه‌های بیسیم چندگانه با استفاده از انباشت اطلاعات متقابل می‌پردازیم. به طور خاص ما برای اولین بار یک شبکه با یک جفت منبع و مقصد و  $n$  نود تقویت کننده در نظر گرفته‌ایم. هنگامی که یک نود انتقال می‌یابد، دیگر نودها اطلاعات متقابل در یک نرخ که بستگی به ظرفیت لینک‌های ورودی خودشان دارد، انباشت می‌کنند. همه‌ی نودها تحت محدودیت‌های پهنای باند و انرژی همانطور که در بخش ۲ شرح داده شده است، عمل می‌کنند. در این تنظیمات دو مسئله در نظر گرفته شده است. مسئله اول، سطوح نیروی انتقال از نودها ثابت است و هدف این است که انتقال یک بسته از مبدا به مقصد با حداقل تاخیر صورت گیرد (بخش ۳). مسئله دوم، سطوح نیروی انتقال متغیر است و هدف به حداقل رساندن انرژی کل جهت دریافت بسته در مقصد با محدودیت تاخیر می‌باشد (بخش ۴). در مسئله سوم، ما یک شبکه مدل را با سطوح نیروی انتقال ثابت (مشابه مسئله اول) با تنها یک منبع در نظر می‌گیریم که در آن هدف این است که انتشار یک بسته به تمام نودها با حداقل تاخیر صورت گیرد (بخش ۵). همه این اهداف در انواع مختلف سناریوهای شبکه مهم هستند.

مسائل مربوط به بهینه‌سازی مسیریابی در شبکه‌های بیسیم با چند گیرنده متنوع در [۱۴]-[۱۷] بحث شده است. در حالی که مسائل مربوط به بهینه‌سازی مسیریابی مشارکتی و پخش در [۱۸]-[۲۱] مورد بررسی قرار گرفته‌اند. اگر چه این فرمول‌ها ذات پخش انتقال‌های بیسیم را متحد می‌کند، آنها فرض را بر این گذاشته‌اند که نتیجه هر انتقال یک موفقیت یا شکست دودویی است. علاوه بر این، هر بسته‌ای که نتواند در یک انتقال با موفقیت رمزگشایی شود، دور ریخته می‌شود. این تفاوت مهم سناریوهای در نظر گرفته شده

1. energy accumulation
2. Fountain
3. Raptor
4. belief propagation algorithms
5. channel state information

در این تحقیق این است که نودها اطلاعات جزئی درباره انتقال‌های متفاوت یک بسته در طول زمان، جمع آوری کنند. این را می‌توان بعنوان شبکه با اطلاعات "نرم" در نظر گرفت.

کارهای پیشین که بر روی انباشت اطلاعات جزئی روی انتقال‌های چندگانه تحقیق کرده‌اند عبارتند از: [۷]، [۲۲]–[۲۷]. خصوصاً در تحقیق [۲۲] مسئله مسیریابی تک پخشی با حداقل انرژی در شبکه بیسیم با انباشت انرژی نشان داده است که یک مسئله NP کامل است. نتایج مشابهی برای مسئله پخش جمع شوند<sup>۱</sup> با حداقل انرژی در [۲۳]–[۲۵] بدست آمده است. مسئله مرتبط چندپخشی جمع شوند<sup>۲</sup> نیز در [۲۶] مطالعه شده است. در [۲۷] حداقل انرژی مسیریابی تک پخشی با انباشت انرژی تنها در مقصد، مورد بررسی قرار گرفته است. [۷] نزدیک‌ترین تحقیق بکار ما است که مسئله مسیریابی با حداقل تاخیر توسط انباشت اطلاعات متقابل مورد بررسی قرار گرفته است. هر دوی [۲۴] و [۷] فرمول مبتنی بر LP توسعه داده‌اند، تا از آن جهت حل مشکلات خودشان استفاده کنند، که این مسئله با یک برنامه خطی برای هر دستور ممکن از نودهای تقویت کننده بر روی تمام زیر مجموعه‌های نودهای تقویت کننده است درگیر است تا راه حل بهینه را استخراج کند. بنابراین، برای یک شبکه با  $n$  نود تقویت کننده این روش خسته کننده نیاز به حل  $n! > \sum_{m=1}^n \binom{n}{m} m!$  برنامه خطی دارد.

چالش اصلی مرتبط با حل مسائل مطرح شده، ماهیت ذاتی ترکیبی آنها می‌باشد. برخلاف مسائل سنتی مسیریابی کوتاه‌ترین مسیر، هزینه مسیریابی با انباشت اطلاعات متقابل نه تنها به مجموعه نودها در راه مسیریابی، بلکه به دستورات نسبی<sup>۳</sup> در دنباله انتقال نیز بستگی دارد، در نتیجه ساخت الگوریتم کوتاه‌ترین مسیر استاندارد را غیر عملی کرده است. از این رو، رویکرد ما با این مسئله متفاوت است. جهت استخراج یک استراتژی انتقال بهینه برای مشکل اول، ما ابتدا مسئله بهینه‌سازی را در بخش ۳–۲ فرموله کرده‌ایم که تمام دستورات انتقال ممکن را روی تمام زیر مجموعه‌های نودهای تقویت کننده را بهینه‌سازی می‌کند مشابه ([۷] و [۲۴]). این روش بطور مشهودی دارای پیچیدگی با مرتبه  $O(n!)$  است. سپس در بخش ۳–۳، ما یک ویژگی ساختاری کلیدی از راه حل بهینه را اثبات می‌کنیم که به ما اجازه ساده کردن مسئله را می‌دهد، بنابراین ما یک الگوریتم حریصانه ساده را داریم که جهت بهینه سازی تمام زیرمجموعه نودها استفاده می‌کنیم. بعلاوه این روش نیاز به هیچ برنامه خطی ندارد. بنابراین پیچیدگی آن از مرتبه  $O(2^n)$  است. در بخش ۴ یک الگوریتم حریصانه با پیچیدگی یکسان را برای مسئله دوم ارائه می‌دهیم. توجه داشته باشید که هنوز پیچیدگی مسئله نمایی است، اما نسبت به راه حل برنامه خطی با پیچیدگی  $O(n!)$  بهبود قابل توجهی داشته است. برای مثال فرض کنید  $n=10$  داریم، بنابراین با الگوریتم حریصانه ساده نیاز به  $2^{10} = 1024$  اجرا داریم در حالی که با حل کننده LP نیاز به  $10! = 3628800$  اجرا داریم. توجه داشته باشید که برای شبکه‌های کوچک (یعنی  $n \leq 10$ )، استفاده از الگوریتم ما جهت محاسبه دقیق راه حل بهینه کاملاً منطقی است. بعلاوه، برای  $n$  های بزرگتر روش ما یک راه عملی را برای محاسبه راه حل بهینه ارائه می‌دهد، مانند معیاری که در مقابل راه حل‌های هوشمند مورد مقایسه قرار می‌گیرد.

برای مسئله پخش با حداقل تاخیر، ما یک ویژگی ساختاری مشابه از راه حل بهینه در بخش ۵ ارائه می‌دهیم که به ما این اجازه را می‌دهد تا مسئله را ساده کنیم و یک الگوریتم حریصانه ساده را استخراج کنیم. در حالی که این الگوریتم حریصانه همچنان دارای پیچیدگی با مرتبه  $O(n!)$  است، اما نیازی به حل برنامه‌های خطی ندارد، بنابراین نتایج آن نسبت به [۲۴] که نیاز به حل  $n!$  برنامه خطی دارد، بهتر است. به طور کلی ما انتظار داریم تمام این مسائل NP کامل مبتنی بر نتایج [۲۲]–[۲۵] باشند. بطور خاص برای توپولوژی خطی در بخش ۳–۴ یک راه حل بهینه دقیق استخراج شده است. در نهایت در بخش ۶، ما دو روش هوشمند پیشنهاد

<sup>1</sup> . accumulative broadcast

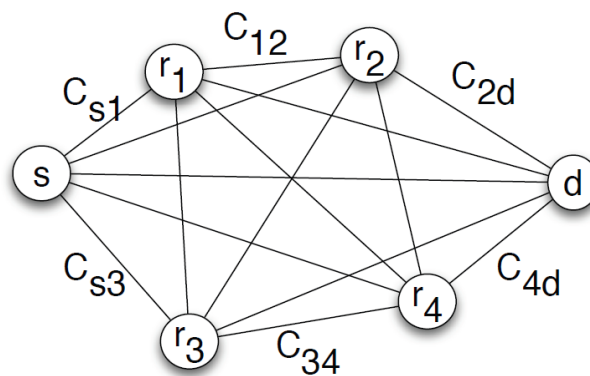
<sup>2</sup> . accumulative multicast

<sup>3</sup> . relative ordering

کرده‌ایم که در زمان چندجمله‌ای و در مُد توزیع شده اجرا شده است و با راه حل بهینه مورد مقایسه قرار گرفته است. شبیه‌سازی دو روش هوشمند پیشنهادی کاملاً نزدیک به راه حل بهینه است و بر روی توپولوژی‌های شبکه تصادفی می‌باشد. قبل از ادامه، توجه داشته باشید که تکنیک‌های بکار برده شده جهت دستیابی به این نتایج ساختاری همچنین می‌تواند برای مسائل مشابه که از انباشت انرژی بجای انباشت اطلاعات متقابل استفاده می‌کنند، بکار برده شود.

## ۲- مدل شبکه

مدل شبکه شامل  $s$  منبع،  $d$  مقصد و  $n$  نود تقویت کننده  $r_1, r_2, \dots, r_n$  در شکل ۱ نمایش داده شده است. تغییرات زمان در حالت کانال وجود ندارد. این مدل سناریویی است که زمان پیوستگی کانال‌ها بزرگتر از هر زمان انتقال بیت‌های کدگذاری شده می‌باشد. در دو مسئله اول، منبع یک بسته دارد که در مقصد دریافت می‌شود. در مسئله سوم، بسته منبع باید در تمامی نودهای شبکه دریافت شود.



شکل ۱: مثالی از شبکه با منبع، مقصد و ۴ نود تقویت کننده. یک نود در حال مخابره است و نودهای دیگر که بسته‌های انباشت شده اطلاعات متقابل را با سرعت داده شده با توجه به ظرفیت لینک میان فرستنده و نود، رمزگشایی نکرده‌اند.

هر نود  $i$  با یک چگالی طیفی انرژی ثابت (PSD)  $P_i^1$  (در واحد ژول / ثانیه / هرتز) انتقال می‌یابد که در سراسر باند انتقال یکنواخت است. به هر حال، زمان انتقال هر نود متغیر است و یک پارامتر طراحی محسوب می‌شود. کل پهنای باند در دسترس  $W$  هرتز می‌باشد. یک نود فقط زمانی می‌تواند یک بسته را انتقال دهد که بطور کامل آن را رمزگشایی<sup>۲</sup> کرده باشد. برای همین باید حداقل  $I_{max}$  از بیت‌های اطلاعات متقابل کل را انباشت کند.

همه انتقال‌ها روی کانال‌هایی متعامد و در زمان یا فرکانس رخ می‌دهد و اکثر نودها می‌توانند روی یک کانال فرکانسی در هر زمان داده شده منتقل شوند. کانال بین دو نود  $i$  و  $j$  بوسیله  $h_{ij}$  مشخص می‌شود که مستقل از کانال فرکانسی می‌باشد. به هر حال، این در نودهای انتقال لزوماً شناخته شده نیست. بر اساس این مفروضات، حداقل زمان انتقال تحت دو طرح متعامد (یعنی نودها در زمان متعامد در مقابل کانال‌های فرکانسی منتقل می‌شوند) یکسان است. در ادامه، ما بر روی موردی که انتقال‌ها متعامد در زمان هستند تمرکز می‌کنیم. زمانی که نود  $i$  انتقال می‌یابد، هر نود دیگر  $j$  که هنوز بسته کاملی ندارد، اطلاعات متقابل را با یک سرعت وابسته به

<sup>1</sup> . power spectral density (PSD)

<sup>2</sup> . decoded

ظرفیت انتقال  $C_{ij}$  (در واحد بیت / ثانیه / هرتز) از پیوند  $i$ - $j$  دریافت می‌کند. این ظرفیت کانال خود به نیروی انتقال  $P_i$  و مقاومت کانال  $h_{ij}$  بستگی دارد. بعنوان مثال، در کانال AWGN، با استفاده از فرمول شانون،  $C_{ij} = \log_2 \left[ 1 + \frac{h_{ij} P_i}{N_0} \right]$  داده شده است که در آن  $\frac{N_0}{2}$  چگالی طیفی انرژی (PSD) از فرآیند نویز می‌باشد. بویژه اگر نود  $i$  به مدت  $\Delta$  بر روی پهنای باند  $W$  منتقل شود، آنگاه نود  $j$ ،  $\Delta W C_{ij}$  بیت اطلاعاتی را انباشت می‌کند. در ادامه ما برای سادگی  $W=1$  فرض می‌کنیم. ما فرض می‌کنیم که نودها کدهای بدون نرخ ایده آل  $^3$  را بصورت مستقل استفاده می‌کنند بطوریکه اطلاعات متقابل جمع شده توسط نودی از انتقال‌های متفاوت اضافه می‌شود. ما می‌توانیم کدهای بدون نرخ کاربردی  $^4$  غیر ایده‌آل را توسط ضرب  $C_{ij}$  با فاکتور  $\frac{1}{1+\epsilon}$  متحد کرد که در آن  $\epsilon \geq 0$  سربار می‌باشد. در  $[7]$  مدلی مشابه مورد بررسی قرار گرفته است.

### ۳- مسیریابی با حداقل تاخیر

با در نظر گرفتن مدل فرض شده در بخش ۲، مسئله مسیریابی بسته‌ها از مقصد به مبدا با حداقل تاخیر شامل زیر مسئله‌های زیر می‌شود:

- اولاً، کدام زیرمجموعه از نودهای تقویت کننده باید در حمل و نقل بسته‌ها شرکت کنند؟
- ثانیاً، به چه ترتیبی این نودها باید انتقال یابند؟
- ثالثاً، مدت زمان انتقال این نودها چقدر باید باشد؟
- در ادامه ما سیاست کلی ساختار انتقال تحت این مدل را بحث خواهیم کرد.

### ۳-۱- قطعه زمان و ساختار انتقال<sup>۵</sup>

$\mathcal{G}$  را بعنوان هر استراتژی انتقال برای مسیریابی بسته‌ها به مقصد تحت مدل شرح داده شده در بالا در نظر بگیرید. این شامل انتخاب مجموعه تقویت کننده، ترتیب انتقال برای این مجموعه و مدت زمان انتقال برای هر نود این مجموعه می‌باشد.  $\mathcal{R}$  نشان دهنده زیرمجموعه‌ای از نودهای تقویت کننده که در فرآیند مسیریابی تحت استراتژی  $\mathcal{G}$  شرکت می‌کنند. به این ترتیب، منظور ما این است که هر نود  $\mathcal{R}$  قادر به رمزگشایی بسته‌ها قبل از مقصد می‌باشد و سپس با مدت زمانی غیر صفر انتقال می‌دهد. نودهای دیگر در اینجا قادر به رمزگشایی بسته‌ها قبل از مقصد هستند، اما در فرآیند حمل و نقل شرکت ندارند و لذا در مجموعه  $\mathcal{R}$  قرار نمی‌گیرند.

اندازه این مجموعه را  $k = |\mathcal{R}|$  قرار دهید. همچنین،  $\mathcal{O}$  را ترتیب نودها در  $\mathcal{R}$  قرار دهید که دنباله نودهایی در  $\mathcal{R}$  هستند که با موفقیت تحت استراتژی  $\mathcal{G}$  رمزگشایی شده‌اند. بدون از دست دادن کلیت قضیه، ترتیب نودها تقویت کننده  $\mathcal{O}$  را با  $1, 2, 3, \dots, k$  ایندکس گذاری کنید. همچنین مبدا  $s$  را با  $0$  و مقدار  $d$  را با  $k+1$  ایندکس گذاری نمایید.  $t_0$  را زمان شروع انتقال تنظیم کنید و  $t_1, t_2, \dots, t_k$  نشان دهنده زمان تقویت کننده‌های  $1, 2, \dots, k$  در ترتیب  $\mathcal{O}$  می‌باشند که اطلاعات متقابل کافی را برای رمزگشایی بسته‌ها انباشت کرده‌اند. همچنین زمان رمزگشایی بسته در مقصد می‌باشد. با توجه به تعریف  $t_0 \leq t_1 \leq t_2 \leq \dots \leq t_k \leq t_{k+1}$  می‌باشد که در آن مرحله  $k+1$  رخ می‌دهد، که در آن مرحله  $j$  نشان دهنده فاصله  $[t_j, t_{j+1}]$  می‌باشد  $j \in \{0, 1, 2, \dots, k\}$ .

<sup>1</sup> . transmit power

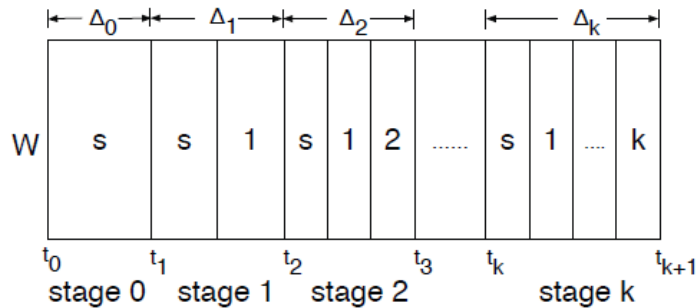
<sup>2</sup> . channel strength

<sup>3</sup> . ideal rateless codes

<sup>4</sup> . practical rateless codes

<sup>5</sup> . Timeslot and Transmission Structure

حالت شبکه در هر زمانی توسط نودهایی که بسته‌های کامل دارند و تمام نودهای دیگر که تاکنون اطلاعات متقابل در آنها انباشت شده است، مشخص می‌شود. به یاد داشته باشید که در هر مرحله  $z$ ، اولین نود  $z$  در ترتیب  $\mathcal{O}$  است و مبدا بسته کامل رمزگشایی شده را در اختیار دارد. بنابراین هر زیرمجموعه از این نودها (بطور بالقوه تمام آنها) ممکن در طول این مرحله انتقال یابند. شکل ۲ ساختار قطعه زمان را برای انتقال نشان می‌دهد. توجه داشته باشید که در هر مرحله، مجموعه نودهای تقویت کننده که با موفقیت بسته را رمزگشایی کرده‌اند، بعلاوه ۱ می‌شود (ما در اینجا از نودهای تقویت کننده‌ای که در  $\mathcal{R}$  نیستند چشم پوشی کرده‌ایم). اکنون ما آماده هستیم تا مسئله مسیریابی با حداقل تاخیر را توسط انباشت اطلاعات متقابل فرموله کنیم.



شکل ۲: مثالی از قطعه زمان و ساختار انتقال. در هر مرحله، نودها بسته‌های کامل رمزگشایی شده را بر روی کانال‌های متعامد در زمان ارسال می‌کنند.

### ۲-۳ - فرموله کردن مسئله

برای هر مرحله  $z$ ، مدت مرحله  $z$  را با  $\Delta_z = t_{z+1} - t_z$  تعریف می‌کنیم. همچنین نشان دهنده مدت انتقال برای نود  $i$  در مرحله  $z$  تحت استراتژی  $\mathcal{G}$  می‌باشد. توجه داشته باشید که اگر  $i > z$  باشد آنگاه  $A_{ij} = 0$ ، در غیر این صورت  $A_{ij} \geq 0$  می‌باشد. به این دلیل که نود  $i$  تا پایان مرحله  $i-1$  بسته کامل ندارد. زمان کل جهت تحویل بسته در مقصد را با  $T_{\text{tot}}$  نشان می‌دهیم که توسط  $T_{\text{tot}} = t_{k+1} + \sum_{j=0}^k \Delta_j$  داده شده است. برای هر استراتژی انتقال  $\mathcal{G}$  که از زیرمجموعه‌ای از نودهای تقویت کننده  $\mathcal{R}$  با ترتیب  $\mathcal{O}$  استفاده می‌کند، حداقل تاخیر توسط حل مسئله بهینه‌سازی زیر بدست می‌آید.

$$T_{\text{tot}} = \sum_{j=0}^k \Delta_j \quad \text{به حداقل رساندن!} \\ \text{به پیرو:}^2$$

$$\sum_{i=0}^{m-1} \sum_{j=0}^{m-1} A_{ij} C_{im} \geq I_{\text{max}} \quad \forall m \in \{1, 2, \dots, k+1\} \\ \sum_{i=0}^j A_{ij} \leq \Delta_j \quad \forall j \in \{0, 1, 2, \dots, k\} \\ A_{ij} \geq 0 \quad \forall i \in \{0, 1, 2, \dots, k\}, j \in \{0, 1, 2, \dots, k\} \\ A_{ij} = 0 \quad \forall i > j \\ \Delta_j \geq 0 \quad \forall j \in \{0, 1, 2, \dots, k\} \quad (1)$$

در اینجا، اولین محدودیت ضبط نیازمندی‌های نود  $m$  در ترتیب  $\mathcal{O}$  است که باید حداقل مقدار  $I_{\text{max}}$  از اطلاعات متقابل تا مرحله  $m$ -

<sup>1</sup>. Minimize  
<sup>2</sup>. Subject to

1 با استفاده از همه انتقالها در تمام مراحل تا مرحله  $m-1$  جمع کند. دومین محدودیت این است که در هر مرحله  $z$ ، کل زمان انتقال برای تمام نودهایی که بسته‌ها را بطور کامل رمزگشایی کرده‌اند نباید از طول مرحله تجاوز کند.

مسئله بالا این طور به نظر می‌رسد که یک برنامه خطی است و بنابراین می‌توان مجموعه تقویت کننده  $\mathcal{R}$  و ترتیب آن  $O$  را بطور موثر حل کرد. در واقع، این روش در [7] مانند یک برنامه خطی برای هر ترتیب ممکن از تقویت کننده‌ها جهت هر زیر مجموعه از مجموعه نودهای تقویت کننده، حل شده است. در حالی که این روش یافتن راه حل بهینه را تضمین می‌کند، اما دارای پیچیدگی محاسباتی بسیار بزرگ برنامه خطی ( $n!$ ) می‌باشد. در بخش بعدی ما نشان خواهیم داد که محاسبات بالا می‌تواند بطور قابل توجهی با استفاده از ویژگی ساختاری راه حل بهینه، ساده سازی شود.

### ۳-۳ توصیف راه حل بهینه معادله (1)

$\mathcal{R}_{opt}$  نشان دهنده زیرمجموعه‌ای از نودهای تقویت کننده‌ای است که در فرآیند مسیریابی راه حل بهینه شرکت می‌کنند. اندازه این مجموعه  $k = |\mathcal{R}_{opt}|$  می‌باشد. همچنین  $O_{opt}$ ، ترتیب بهینه می‌باشد. توجه داشته باشید که طبق تعریف، هر نود در  $\mathcal{R}_{opt}$  برای یک مدت زمان غیر صفر انتقال می‌یابد (در غیر این صورت، ما می‌توانیم آن را از مجموعه بدون تاثیرگذاری روی حداقل زمان کل انتقال حذف کنیم). بنابراین، داریم:

تئوری یک: بر اساس راه حل بهینه برای مسئله مسیریابی با حداقل تاخیر (1)، در هر مرحله  $z$ ، تنها برای انتقال یک نود بهینه است و آن نود، نود  $z$  می‌باشد.

اثبات: اثبات تئوری 1 بر اساس اصل استقراء می‌باشد، برای همه  $k$  ها، در صورتی که ویژگی ضمنی تئوری یک در تمام مراحل  $k > z$  حفظ شود، آنگاه این ویژگی برای مرحله  $k$  نیز حفظ خواهد شد. اثبات کامل این بحث در [1] آورده شده است.

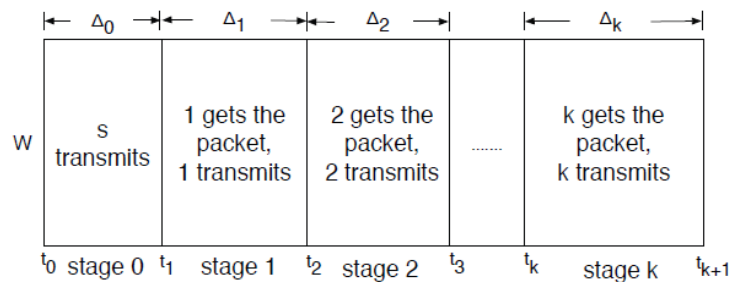
شکل 3 نمایشگر ساختار قطعه زمان بر اساس راه حل بهینه را نمایش می‌دهد. تئوری بالا نشان می‌دهد که تنها یک نود می‌تواند در هر مرحله انتقال یابد، و ترتیب انتقال بهینه همان ترتیب نودها در مجموعه  $\mathcal{R}_{opt}$  بسته‌های رمزگشایی می‌باشد. در مقایسه با ساختار قطعه زمان کلی در شکل 2، همان‌طور که ملاحظه می‌شود تئوری یک، مسئله (1) را بطور قابل توجهی ساده کرده است. بطور خاص، تئوری یک نشان می‌دهد که مجموعه تقویت کننده بهینه داده شده  $\mathcal{R}_{opt}$ ، ساختار انتقال بهینه (بعنوان مثال، ترتیب رمزگشایی و مدت انتقال) می‌تواند در مد حریصانه به شرح ذیل محاسبه شوند. ابتدا منبع شروع به انتقال می‌کنند و این کار را ادامه می‌دهد تا زمانی که نود تقویت کننده‌ای در مجموعه بسته را بدست آورد. هنگامی که نود تقویت کننده بسته را بدست می‌آورد، ما از تئوری یک می‌دانیم که منبع در هر یک از مراحل باقیمانده انتقالی انجام نمی‌دهد. سپس این نود شروع به انتقال بسته می‌کند تا زمانی که نود دیگری آن را بدست آورد. این فرآیند تا زمانی که مقصد بسته را رمزگشایی کند ادامه می‌یابد. سپس راه حل بهینه (1) می‌تواند بوسیله بکار بردن استراتژی انتقال حریصانه به تمام زیرمجموعه نودهای تقویت کننده و برداشتن یکی از آنها منجر به تاخیر حداقل می‌شود.<sup>1</sup> توجه داشته باشید که بکارگیری استراتژی انتقال حریصانه نیازی به حل LP ندارد. درحالی که جست‌وجو بر روی همه زیرمجموعه‌ها همچنان دارای پیچیدگی نمایی است ( $O(2^n)$ ، اما می‌تواند برای محاسبه راه حل بهینه مانند یک معیار مورد استفاده قرار گیرد.

تئوری یک همچنین نشان می‌دهد که نیازی به نگهداری نسخه‌های متعدد از بسته در سراسر شبکه نیست. برای مثال، توجه

<sup>1</sup> . Characterizing the Optimal Solution of (1)

<sup>2</sup> . ما توجه داریم که خصوصیات ساختار انتقال در تئوری یک مشابه ویژگی مسیر موج (wavepath property) نمایش داده شده در [22] برای مسئله مسیریابی تک‌پخسی با حداقل انرژی با انباشت انرژی در شبکه‌های بیسیم است. به هر حال، اثبات تکنیک بطور قابل توجهی متفاوت است.

داشته باشید که منبع نیازی به انتقال پس از اینکه اولین تقویت کننده بسته رمزگشایی را در اختیار گرفت ندارد، بنابراین منبع می تواند بسته را از صف خود خارج کن.



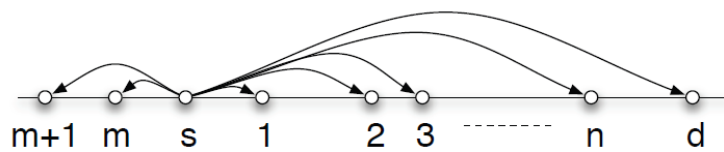
شکل ۳: قطعه زمان بهینه و ساختار انتقال. در هر مرحله، نود تنها بسته را در ابتدای مرحله انتقال دادن، رمزگشایی می کند.

ما تاکید می کنیم که ساختار انتقال بهینه پیشنهادی توسط تئوری یک واضح نیست. برای مثال، در آغاز هر مرحله، افزایش جدید به مجموعه نودهای تقویت کننده با بسته کامل ممکن است بهترین پیوندها را به همه نودهای باقیمانده از جمله مقصد، نداشته باشد (از نظر ظرفیت انتقال). این امر نشان می دهد که بر اساس راه حل بهینه، بطور کلی در هر مرحله، نودها با بسته های کامل بهتر است به نوبت بسته ها را انتقال دهند. به هر حال، به حالت های تئوری یک مانند اشتراک زمانی، نیازی ندارد.

### ۳-۴ - راه حل دقیق برای توپولوژی خطی

در این بخش ما بطور ویژه راه حل بهینه را برای توپولوژی خطی ارائه می دهیم. بطور خاص، همان طور که در شکل ۴ نشان داده شده است تمام نودها بر روی یک خط قرار گرفته اند و هیچ دو نودی در یک محل قرار ندارند. ما فرض می کنیم که هر نود با یک چگالی انرژی  $P$  انتقال می یابد. بعلاوه، ظرفیت انتقال  $C_{ij}$  بین نودهای  $i$  و  $j$  تنها وابسته به فاصله بین دو نود  $d_{ij}$  می باشد که تابع آن بطور یکنواخت از  $d_{ij}$  کاهش می یابد. برای مثال، ما داریم  $C_{ij} = \log_2(1 + \frac{h_{ij}P}{N_0})$  که در آن  $P$  چگالی طیف انرژی (PSD) است و  $h_{ij} = \frac{1}{d_{ij}^\alpha}$  که در آن  $\alpha \geq 2$  ضریب مسیر گمشده است. بر اساس این مفروضات، ما می توانیم مجموعه همکاری بهینه<sup>۱</sup> را برای مسئله مسیریابی با انباشت اطلاعات متقابل را تعیین کنیم، که به شرح زیر است.

لم ۱: مجموعه همکاری بهینه برای توپولوژی خطی که در بالا به آن اشاره شد توسط مجموعه ای از تمام نودهای تقویت کننده که بین منبع و مقصد قرار دارند، داده شده است. اثبات: به [۱] مراجعه شود.



شکل ۴: توپولوژی خطی

برای بدست آوردن ایده ای جهت کاهش تاخیر ایجاد شده توسط روش انباشت اطلاعات متقابل بر روی توپولوژی های خطی سنتی، باید توپولوژی مذکور را با  $n$  نود که در بین  $s$  و  $d$  با فاصله های برابر قرار گرفته اند ( $d_{i,i+1} = 1$  برای همه  $i$  ها) در نظر گرفت. همچنین،

<sup>۱</sup> . optimal cooperating set



فرض کنید ظرفیت انتقال روی لینک  $i$ - $j$  برابر با  $C_{ij} = \frac{\gamma^P}{d_{ij}^2}$  که در آن  $\gamma > 0$  است و مقداری ثابت دارد. آنگاه ظرفیت لینک  $s$ -1 برابر است با  $\gamma^P$ ، ظرفیت  $s$ -2 برابر است با  $\frac{\gamma^P}{4}$ ، ظرفیت  $s$ -3 برابر است با  $\frac{\gamma^P}{9}$  و به همین ترتیب.  $\theta \triangleq \gamma^P$  تعریف می‌کنیم. بنابراین، حداقل تاخیر با انباشت اطلاعات متقابل با  $\sum_{i=0}^n \Delta_i$  داده شده به شرح ذیل است.

$$\Delta_0 = \frac{I_{\max}}{C_{s1}} = \frac{I_{\max}}{\theta}, \Delta_1 = \frac{I_{\max} - \Delta_0 C_{s2}}{C_{12}} = \frac{I_{\max} - \Delta_0 \frac{\theta}{4}}{\theta}$$

.....

$$\Delta_n = \frac{I_{\max} - \sum_{i=0}^{n-1} \Delta_i C_{i,i+1}}{C_{n,n+1}} = \frac{I_{\max} - \sum_{i=0}^{n-1} \Delta_i \frac{\theta}{(n+1-i)^2}}{\theta}$$

برای سادگی، اجازه دهید، مشارکت نودهایی که بیش از ۳ واحد از گیرنده دور هستند را حذف کنیم، بنابراین خواهیم داشت.

$$\sum_{i=0}^n \Delta_i = \frac{(n+1)I_{\max} - \frac{\theta}{4} \sum_{i=0}^{n-1} \Delta_i - \frac{\theta}{9} \sum_{i=0}^{n-2} \Delta_i}{\theta}$$

$$\Rightarrow \sum_{i=0}^n \Delta_i = \frac{(n+1)I_{\max} + \frac{\theta}{4} \Delta_n + \frac{\theta}{9} (\Delta_n + \Delta_{n-1})}{\theta(1 + \frac{1}{4} + \frac{1}{9})} < \frac{(n+1)I_{\max} + \frac{\theta}{4} \Delta_0 + \frac{\theta}{9} 2\Delta_0}{\theta(1 + \frac{1}{4} + \frac{1}{9})} = \frac{I_{\max}}{\theta} \left( \frac{n+1 + \frac{1}{4} + \frac{2}{9}}{1 + \frac{1}{4} + \frac{1}{9}} \right)$$

که در آن ما از حقیقت  $\Delta_n, \Delta_{n-1} < \Delta_0$  استفاده کرده‌ایم. بنابراین حداقل تاخیر برای مسیریابی سنتی برابر است با  $(n+1)\Delta_0 = (n+1)\frac{I_{\max}}{\theta}$ . از این رو برای این شبکه، تاخیر بر اساس انباشت اطلاعات متقابل نسبت به روش مسیریابی سنتی کوچکتر است، حداقل برای یک فاکتور  $\frac{n+1+\frac{1}{4}+\frac{2}{9}}{(n+1)(1+\frac{1}{4}+\frac{1}{9})}$  در این روش  $73\% = \frac{36}{49}$  برای  $n$ های بزرگ بدست می‌آید.

#### ۴- مسیریابی با محدودیت تاخیر و با حداقل انرژی<sup>۱</sup>

در ادامه، ما مسئله به حداقل رساندن مجموع کل انرژی لازم جهت انتقال یک بسته از مبدا به مقصد را با استفاده از انباشت اطلاعات متقابل با محدودیت تاخیر داده شده  $D_{\max}$  بررسی می‌کنیم. این مسئله از مسئله (۱) چالش برانگیزتر است زیرا علاوه بر مجموعه همکاری تقویت کننده و ترتیب انتقال نودها در این مجموعه، با تعیین مقدار چگالی طیفی انرژی (PSD) برای استفاده هر نود نیز درگیر است. علاوه بر این همکاری نود تقویت کننده ممکن است نیاز به چگالی طیفی انرژی متفاوتی در مدت مراحل مختلف از زمانبندی انتقال داشته باشد.

#### ۴-۱- فرموله کردن مسئله

استراتژی انتقال (مشابه بحثی که در بخش ۳-۱ انجام شده) را که بوسیله مجموعه همکاری تقویت کننده  $\mathcal{R}$  و اندازه آن  $|\mathcal{R}| = k$  و ترتیب رمزگشایی آن  $\mathcal{O}$  می‌باشد را در نظر بگیرید. مقادیر  $\Delta_i$  و  $A_{ij}$  را به روش مشابه تعریف کنید. همچنین، مقدار چگالی طیفی انرژی (PSD) که نود  $i$  را در مرحله  $z$  انتقال می‌دهد را با  $P_{iz}$  نشان می‌دهیم. بنابراین برای هر استراتژی انتقال  $\mathcal{G}$  که از زیرمجموعه نودهای تقویت کننده  $\mathcal{R}$  با ترتیب  $\mathcal{O}$  استفاده می‌کند، حداقل مجموع انرژی کل جهت انتقال یک بسته از مبدا به مقصد با

<sup>۱</sup> . Minimum Energy Routing With Delay Constraint

محدودیت تاخیر  $D_{max}$  توسط راه حل مسئله بهینه سازی که در ادامه آورده شده است، بدست می آید:

$$\sum_{j=0}^k \sum_{i=0}^j A_{ij} P_{ij} \quad \text{به حداقل رساندن}^1$$

به پیرو<sup>۲</sup>:

$$\begin{aligned} \sum_{j=0}^k \Delta_j &\leq D_{max} \\ \sum_{i=0}^{m-1} \sum_{j=0}^{m-1} A_{ij} C_{im} &\geq I_{max} \quad \forall m \in \{1, 2, \dots, k+1\} \\ \sum_{i=0}^j A_{ij} &\leq \Delta_j \quad \forall j \in \{0, 1, 2, \dots, k\} \\ A_{ij}, P_{ij} &\geq 0 \quad \forall i \in \{0, 1, 2, \dots, k\}, j \in \{0, 1, 2, \dots, k\} \\ A_{ij} &= 0, P_{ij} = 0 \quad \forall i > j \\ \Delta_j &\geq 0 \quad \forall j \in \{0, 1, 2, \dots, k\} \end{aligned} \quad (۲)$$

که در آن اولین محدودیت نیاز ارائه کل تاخیر است که نباید از  $D_{max}$  تجاوز کند. محدودیت دوم نیاز به گرفتن نود  $m$  در ترتیبی است که باید با مقدار حداقل  $I_{max}$  از اطلاعات متقابل تا پایان مرحله  $m-1$  با استفاده از همه انتقالها در تمام مرحلهها تا مرحله  $m-1$  جمع آوری شود. توجه داشته باشید که در محدودیت دوم،  $C_{im}(P_{ij})$  نشان دهنده ظرفیت انتقال لینک  $i-m$  در مرحله  $j$  است و تابع  $P_{ij}$  چگالی طیفی انرژی (PSD) نود  $i$  در مرحله  $j$  است. همچنین، معادله (۲) در کل یک برنامه خطی نیست، از این رو  $C_{im}(P_{ij})$  ممکن در  $P_{ij}$  غیرخطی باشد.

#### ۴-۲- توصیف راه حل بهینه معادله (۲)

نشان دهنده زیرمجموعه‌ای از نودهای تقویت کننده‌ای است که در فرآیند مسیریابی راه حل بهینه شرکت می‌کنند. اندازه این مجموعه  $k = |\mathcal{R}_{opt}|$  می‌باشد. همچنین  $\mathcal{O}_{opt}$ ، ترتیب بهینه می‌باشد. توجه داشته باشید که طبق تعریف، هر نود در  $\mathcal{R}_{opt}$  برای یک مدت زمان غیر صفر انتقال می‌یابد (در غیر این صورت، ما می‌توانیم آن را از مجموعه بدون تاثیرگذاری روی حداقل زمان کل انتقال حذف کنیم). نهایتاً، نمایانگر چگالی طیفی انرژی بهینه استفاده شده توسط نود  $i$  در مرحله  $j$  می‌باشد. بنابراین مشابه تئوری یک، داریم:

تئوری دو: بر اساس راه حل بهینه جهت مسیریابی با حداقل انرژی و با محدودیت تاخیر مسئله (۲)، در هر مرحله  $j$ ، آن تنها برای انتقال یک نود بهینه است و آن نود  $j$  می‌باشد.

اثبات تئوری دو: توجه داشته باشید که مجموعه سطوح نیروی  $P_{ij}$  داده شده ثابت هستند، مسئله (۲) در دیگر متغیرها مشابه مسئله (۱) خطی می‌شود. بنابراین، استدلال مشابه در اثبات تئوری یک را می‌توان برای برقراری این ویژگی بکار برد و ما جهت اختصار جزئیات را حذف می‌کنیم. اگرچه تئوری دو مسئله بهینه سازی (۲) را ساده سازی کرده است، آن یک استراتژی انتقال حریمانه را بر روی همه زیرمجموعه‌ها جهت محاسبه راه حل بهینه بکار نمی‌برد. دلیل آن این است که ترتیب انتقال تولید شده توسط استراتژی حریمانه وابسته به سطوح نیروی استفاده شده است. برای توابع غیرخطی نرخ-قدرت، سطوح نیروی متفاوتی را می‌توان ارائه داد که

<sup>1</sup>. Minimize  
<sup>2</sup>. Subject to

منجر به ترتیب‌های رمزگشایی متفاوت برای یک مجموعه تقویت کننده یکسان بر اساس استراتژی حریصانه می‌شود (برای مثال به [۱] رجوع شود). بنابراین، راه حل (۲) ممکن است درگیر جست‌وجو بر روی تمام ترتیب‌های ممکن از تمام زیرمجموعه‌های ممکن شود. با این حال، بطور خاص، هنوز مورد مهمی از توابع نرخ-قدرت، در این مسئله می‌تواند بطور قابل توجهی ساده‌تر شود. یک تابع نرخ-قدرت خطی تقریب خوبی برای رژیم SNR (نسبت سیگنال به نویز) پایین است. بعنوان مثال، در شبکه‌های حسگر با پهنای باند بالا و سطوح نیروی کم، منطقی است که فرض کنیم نودها با رژیم SNR پایین کار می‌کنند. در ادامه، ما می‌خواهیم فرض کنیم، ظرفیت انتقال  $C_{ij}(P_i)$  روی لینک  $i$ - $j$  توسط  $C_{ij}(P_i) = \gamma P_i h_{ij}$  (بر حسب بیت/ثانیه/هرتز) مشخص شود که در آن  $\gamma$  ثابت است و  $P_i$  چگالی طیفی انرژی (PSD) نود  $i$  می‌باشد. بنابراین خواهیم داشت:

تئوری سه: برای توابع نرخ-قدرت خطی، ترتیب رمزگشایی نودها در مجموعه بهینه  $\mathcal{R}_{opt}$  بر اساس استراتژی انتقال حریصانه برای تمام تخصیص‌های نیروی غیر صفر یکسان است. بعلاوه، مجموعه نیروی کل مورد نیاز جهت انتقال یک بسته از مبدا به مقصد برای تمام تخصیص‌های نیروی غیر صفر یکسان است. اثبات تئوری سه: برای اثبات کامل به [۱] مراجعه شود.

#### ۴-۳- الگوریتم حریصانه

تئوری دو هنگامی که تابع نرخ-قدرت خطی است، یک روش ساده را برای محاسبه راه حل بهینه (۲) پیشنهاد می‌دهد. بطور خاص، ما با تنظیم تمام سطوح چگالی طیف انرژی (PSD) با یک مقدار یکسان شروع کردیم ( $P > 0$ ). از تئوری سه ما دریافتیم که مجموع نیروی مورد نیاز جهت انتقال یک بسته از مبدا به مقصد برای تمام تخصیص‌های نیروی غیر صفر یکسان است. بنابراین حل معادله (۲) برابر است با حل مسئله حداقل تاخیر (۱) با سطوح نیروی داده شده، بجز محدودیت تاخیر. این می‌تواند با استفاده از استراتژی حریصانه شرح داده شده در بخش ۳-۳ انجام شود. اگر راه حل بدست آمده محدودیت تاخیر  $D_{max}$  را راضی کند، بنابراین کار انجام شده است. در غیر این صورت، تاخیر بدست آمده را  $D > D_{max}$  فرض می‌کنیم. سپس ما می‌توانیم سطح نیروی  $P$  را توسط فاکتور  $\frac{D}{D_{max}}$  افزایش دهیم و مدت زمان  $\Delta t$  هر مرحله را با استفاده از فاکتور یکسان کاهش دهیم. این محدودیت تاخیر را در مواجهه با زمانی که مجموع انرژی کل یکسان باقی می‌ماند را تضمین می‌کند.

#### ۵- پخش با حداقل تاخیر<sup>۱</sup>

در ادامه ما مسئله پخش با حداقل تاخیر برای شبکه‌ای که در بخش ۲ شرح داده شد را مورد بررسی قرار می‌دهیم. در این مسئله که با نود مبدا شروع می‌شود، هدف این است که بسته به تمام نودهای شبکه در حداقل زمان با انباشت اطلاعات متقابل، تحویل داده شود. ما فرض می‌کنیم که علاوه بر نود مبدا  $n$  نود دیگر در شبکه وجود دارد. مشابه مسئله [۲۳]-[۲۵] که بر روی انباشت انرژی تمرکز کرده‌اند را بررسی می‌کنیم، در آنها هدف این است که بسته به همه نودهای شبکه با حداقل مجموع انرژی پخش شود.

#### ۵-۱- قطعه زمانی و ساختار انتقال

برای مسئله پخش با حداقل تاخیر، استراتژی انتقال و نتایج زمان ساختار قطعه زمانی بر اساس یک سیاست کلی مشابه مسئله بحث شده مسیریابی با حداقل تاخیر در بخش ۳-۱ می‌باشد. بطور خاص،  $O$  را ترتیب نودهای  $n$  قرار دهید که نمایانگر دنباله نودهایی

<sup>۱</sup> . Minimum Delay Broadcast

که با موفقیت تحت هر استراتژی رمزگشایی شده‌اند. بدون از دست دادن کلیت قضیه، ترتیب نودها  $\mathcal{O}$  را با  $1, 2, 3, \dots, n$  ایندکس گذاری کنید. همچنین مبدا  $s$  را با  $0$  ایندکس گذاری نمایید. در ابتدا فقط مبدا بسته را در اختیار دارد.  $t_0$  را زمان شروع انتقال تنظیم کنید و  $t_1, t_2, \dots, t_n$  نشان دهنده زمان تقویت‌کننده‌های  $1, 2, \dots, n$  در ترتیب  $\mathcal{O}$  می‌باشند که اطلاعات متقابل کافی را برای رمزگشایی بسته‌ها انباشت کرده‌اند. ما گفتیم که انتقال در  $n$  مرحله رخ می‌دهد، که در آن مرحله  $j$  نشان دهنده فاصله  $[t_j, t_{j+1}]$  می‌باشد  $j \in \{0, 1, 2, \dots, n-1\}$ . به یاد داشته باشید که در هر مرحله  $j$ ، اولین نود  $z$  در ترتیب  $\mathcal{O}$  است و مبدا بسته کامل رمزگشایی شده را در اختیار دارد. بنابراین هر زیرمجموعه از این نودها (بطور بالقوه تمام آنها) ممکن در طول این مرحله انتقال یابند. برای هر  $j$  مدت مرحله  $j$  را با  $\Delta_j = t_{j+1} - t_j$  تعریف می‌کنیم. همچنین  $A_{ij}$  نشان دهنده مدت انتقال برای نود  $i$  در مرحله  $j$  می‌باشد. همان طور که قبلاً گفته شد،  $A_{ij} = 0$  اگر  $i > j$  باشد، در غیر اینصورت  $A_{ij} \geq 0$  است. زمان کل جهت تحویل بسته به تمام  $n$  نود را با  $T_{tot}$  نشان می‌دهیم که توسط  $T_{tot} = t_n - t_0 = \sum_{j=0}^{n-1} \Delta_j$  داده شده است.

## ۵-۲- فرموله سازی مسئله

برای استراتژی انتقال که نتایج آن در ترتیب رمزگشایی  $\mathcal{O}$  است، حداقل تاخیر پخش توسط راه حل مسئله بهینه‌سازی بصورت ذیل بدست می‌آید.

$$T_{tot} = \sum_{j=0}^{n-1} \Delta_j \quad \text{به حداقل رساندن}^1 \\ \text{به پیرو}^2:$$

$$\sum_{i=0}^{m-1} \sum_{j=0}^{m-1} A_{ij} C_{im} \geq I_{max} \quad \forall m \in \{1, 2, \dots, n\} \\ \sum_{i=0}^j A_{ij} \leq \Delta_j \quad \forall j \in \{0, 1, 2, \dots, n-1\} \\ A_{ij} \geq 0 \quad \forall i \in \{0, 1, 2, \dots, n-1\}, j \in \{0, 1, 2, \dots, n-1\} \\ A_{ij} = 0 \quad \forall i > j \\ \Delta_j \geq 0 \quad \forall j \in \{0, 1, 2, \dots, n-1\} \quad (3)$$

این مشابه مسئله معادله (۱) است با این تفاوت که  $\mathcal{R}$  شامل تمام نودهای  $n$  است و که در آن نیازی نیست آخرین نود  $d$  بسته را رمزگشایی کند. مانند معادله (۱)، اولین محدودیت ضبط نیازمندی‌های نود  $m$  در ترتیب  $\mathcal{O}$  است که باید حداقل مقدار  $I_{max}$  از اطلاعات متقابل تا مرحله  $m-1$  با استفاده از همه انتقال‌ها در تمام مراحل تا مرحله  $m-1$  جمع کند. دومین محدودیت این است که در هر مرحله  $j$ ، کل زمان انتقال برای تمام نودهایی که بسته‌ها را بطور کامل رمزگشایی کرده‌اند نباید از طول مرحله تجاوز کند. مشابه معادله (۱)، مسئله بالا یک برنامه خطی است و بنابراین می‌توان آن را با ترتیب  $\mathcal{O}$  بطور موثر حل کرد. این روش در [۲۴] انجام شده است (با انباشت انرژی بجای انباشت اطلاعات متقابل و با هدف به حداقل رساندن انرژی کل جهت پخش بجای تاخیر)، این روش یک برنامه خطی را برای هر ترتیب ممکن از نودهای  $n$  پیشنهاد می‌دهد، در نتیجه پیچیدگی آن از مرتبه  $n!$  یک برنامه خطی است. در بخش بعدی ما نشان خواهیم داد که محاسبات بالا می‌تواند بطور قابل توجهی با استفاده از ویژگی ساختاری راه حل بهینه مشابه نتایج تئوری یک و دو، ساده سازی شود. این نتایج در یک الگوریتم حریصانه است که نیازی به حل برنامه‌های خطی جهت محاسبه راه حل بهینه

<sup>1</sup>. Minimize  
<sup>2</sup>. Subject to

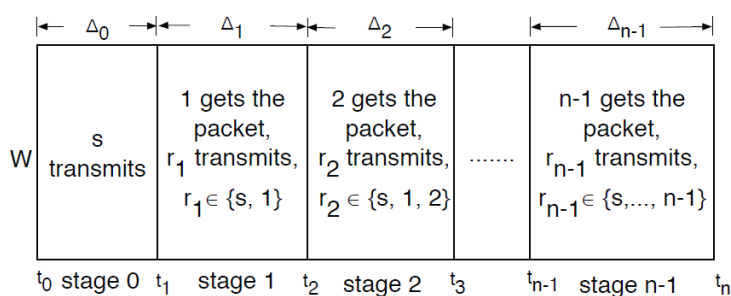
ندارد.

### ۵-۳- توصیف راه حل بهینه معادله (۳)

$O_{opt}$  را ترتیب رمزگشایی بر اساس راه حل بهینه قرار دهید. فرض کنید که نودها به ترتیب با شماره‌های  $\{0, 1, 2, \dots, n, n-1\}$  برچسب می‌خورند که صفر متعلق به نود مبدا می‌باشد. مشابه تئوری یک و دو، داریم:  
تئوری چهار: بر اساس راه حل بهینه برای مسئله پخش با حداقل تاخیر (۳)، در هر مرحله  $j$ ، آن برای حداکثر انتقال یک نود بهینه است.

اثبات تئوری چهار: برای اثبات کامل به [۱] مراجعه شود.

در حالی که تئوری چهار بیان کننده این است که بر اساس راه حل بهینه، حداکثر یک نود در هر مرحله  $j$  انتقال می‌یابد، برخلاف تئوری یک و دو، نمی‌گوید که این نود حتما باید نود  $j$  باشد. در واقع این نود می‌تواند هر نودی که بسته کامل را در اختیار دارد باشد. بطور خاص، نود انتقالی در مرحله  $j$  ام را با  $r_j$  مشخص کنید. سپس با استفاده از تئوری چهار داریم  $\{r_j \in \{0, 1, 2, \dots, j\}\}$ . ساختار قطعه زمان بهینه برای مسئله پخش با حداقل تاخیر در شکل ۵ نشان داده شده است. توجه داشته باشید که برخلاف ساختار قطعه زمان بهینه برای مسئله مسیریابی با حداقل تاخیر (شکل ۳)، در اینجا یک نود ممکن است بیش از یکبار در دوره پخش، انتقال یابد. این ویژگی پیچیدگی یافتن راه حل بهینه را از برنامه خطی  $O(n!)$  به اجراهای استراتژی حریصانه  $O(2^n)$  کاهش می‌دهد. با این حال ما در [۱] نشان دادیم که تاکنون الگوریتم حریصانه جهت یافتن راه حل بهینه نیازی حل برنامه خطی  $n!$  مانند [۲۴] ندارد.



شکل ۵: قطعه زمان بهینه و ساختار انتقال جهت پخش با حداقل تاخیر. در هر مرحله، حداکثر یک نود از مجموعه نودهایی که بسته کامل را در اختیار دارند، منتقل می‌شود.

### ۶- توزیع هوشمند و شبیه‌سازی<sup>۱</sup>

الگوریتم ارائه شده در بخش ۳-۳ راه حل بهینه را برای مسئله (۱) محاسبه می‌کرد که دارای پیچیدگی محاسباتی نمایی و متمرکز شده بود. در این بخش، ما دو روش هوشمند ساده را پیشنهاد می‌دهیم که در زمان چندجمله‌ای و مد توزیع شده پیاده سازی شده است. ما کارایی این دو روش هوشمند را با راه حل بهینه روی توپولوژی شبکه عمومی مقایسه کرده‌ایم. ما همچنین عملکرد مسیریابی با تاخیر حداقل در روش‌های سنتی را بدون استفاده از انباشت اطلاعات متقابل نمایش داده‌ایم.  
روش هوشمند ۱: در اینجا، ابتدا مسیریابی با حداقل تاخیر در روش سنتی با استفاده از الگوریتم کوتاهترین مسیر دایجکسترا روی گراف وزن‌دار محاسبه شده است (که در آن  $w_{ij}$  وزن پیوند  $i-j$  بعنوان زمان مورد نیاز جهت تحویل بسته از  $i$  به  $j$  تعریف شده است).

<sup>۱</sup> . Distributed Heuristics And Simulations

$\mathcal{M}$  مجموعه نودهای تقویت کننده در کوتاه‌ترین مسیر با حداقل تاخیر را نشان می‌دهد. سپس الگوریتم حریمانه شرح داده شده در بخش ۳-۳ روی مجموعه‌ای از نودهای  $\mathcal{M}$  بکار برده خواهد شد. توجه داشته باشید که ما نیازی به جست‌وجو بر روی همه زیر مجموعه‌های  $\mathcal{M}$  ندارد<sup>۱</sup>. بنابراین پیچیدگی روش هوشمند برابر است با پیچیدگی هر الگوریتم کوتاه‌ترین مسیر یعنی  $O(|\mathcal{M}|^2)$ .

روش هوشمند ۲: در اینجا ما با  $\mathcal{M}$  بعنوان مجموعه همکاری اولیه شروع می‌کنیم. سپس، در حالی از الگوریتم حریمانه بخش ۳-۳ استفاده می‌کنیم، اگر نودهای دیگر که در  $\mathcal{M}$  نیستند اقدام به رمزگشایی بسته قبل از نود بعدی کنند، (که در آن نود بعدی تعریف شده در  $\mathcal{M}$  می‌خواهد بسته را در صورتی که فرستنده فعلی به انتقال خود ادامه دهد، رمزگشایی کند) آنگاه این نودها به مجموعه همکاری در صورتی که کانال بهتری به نود بعدی از فرستنده فعلی باشد، اضافه می‌شود. بطور شهودی در پشت این روش هوشمند در حالی که انتظار می‌رود  $\mathcal{M}$  یک مجموعه همکاری خوب باشد، این اجازه را به الگوریتم می‌دهد تا به اکتشاف نودهای بیشتر بپردازد و بطور بالقوه روش هوشمند یک را بهبود بخشد.

ما در شبیه‌سازی، ما یک شبکه با یک منبع، یک مقصد و  $n$  نود تقویت کننده که در یک فضای  $10 \times 10$  قرار گرفته است، در نظر گرفته‌ایم. محل نود مبدا  $(1, 0, 2, 0)$  و محل نود مقصد  $(8, 0, 8, 0)$  ثابت است در حالی که محل نودهای دیگر بطور یکنواخت بصورت تصادفی انتخاب می‌شود. پیوند بدست آمده میان دو نود  $i$  و  $j$  انتخاب شده از توزیع رابلی<sup>۲</sup> با متوسط  $1$  می‌باشد. برای سادگی برای همه نودها یک چگالی طیفی انرژی (PSD) یکسان در نظر گرفته‌ایم. پهنای باند کل  $W$  و اندازه بسته‌ها  $I_{max}$  است که هر دو را در یک واحد نرمال‌سازی کرده‌ایم. ظرفیت انتقال پیوند  $i$ - $j$  را  $C_{ij} = \log_2 \left[ 1 + \frac{h_{ij}}{d_{ij}^\alpha} \right]$  مشخص می‌کنیم که در آن  $d_{ij}$  فاصله میان نود  $i$  و  $j$  می‌باشد و  $\alpha$  توان مسیر از دست رفته<sup>۳</sup> است. ما برای تمام شبیه‌سازی‌ها  $\alpha = 3$  را انتخاب کرده‌ایم.

اولین شبیه‌سازی، با  $n=25$  نود ثابت در توپولوژی شبکه در شکل ۶ نمایش داده شده است. سپس ما مسیریابی با حداقل تاخیر سنتی و راه حل بهینه را جهت مسیریابی با انباشت اطلاعات متقابل با استفاده از الگوریتم حریمانه بخش ۳-۳، محاسبه می‌کنیم. ما همچنین روشهای هوشمند یک و دو را بر روی این شبکه اجرا کرده‌ایم. شکل ۶ نتایج را نشان می‌دهد. همان طور که مشاهده می‌شود مسیریابی با حداقل تاخیر سنتی توسط  $\{s, 1, 9, 22, 19, 23, 25, 18, 10, d\}$  مشخص می‌شود، در حالی که مسیریابی با انباشت اطلاعات متقابل (طبق ترتیب رمزگشایی)  $\{s, 1, 9, 22, 19, 16, 24, 17, 12, 23, 25, 18, 10, d\}$  می‌باشد. ترتیب رمزگشایی نودها بر اساس روش هوشمند یک با روش مسیریابی با حداقل تاخیر سنتی یکسان است در حالی که بر اساس روش هوشمند دو مسیر  $\{s, 1, 9, 22, 19, 16, 23, 25, 18, 10, d\}$  مشخص شده است. تاخیر کل بر اساس مسیریابی با حداقل تاخیر سنتی، روش هوشمند یک، روش هوشمند دو و مسیریابی با انباشت اطلاعات متقابل به ترتیب  $29, 84$ ،  $23, 73$ ،  $22, 99$  و  $22, 19$  ثانیه می‌باشد.

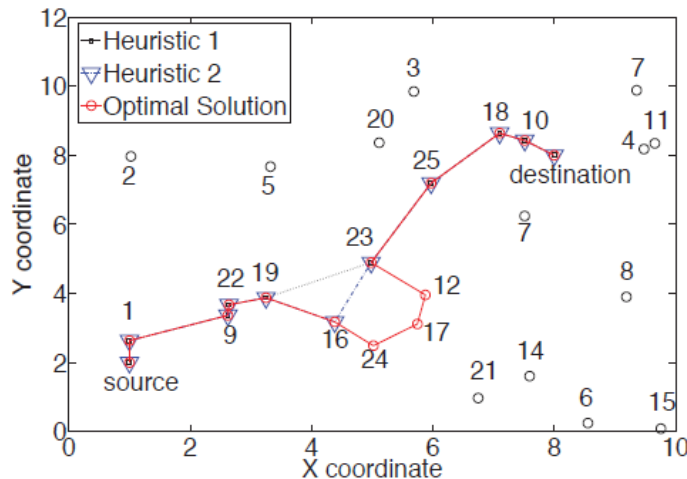
این مثال نشان داد که مسیریابی بهینه بر اساس انباشت اطلاعات متقابل کاملاً متفاوت از مسیر با حداقل تاخیر سنتی می‌باشد. این نیز جالب توجه است که نودهای مجموعه  $\mathcal{M}$  زیرمجموعه‌ای از مجموعه نودهای تقویت کننده همکاری در این مثال می‌باشد. به هر حال، این در حالت کلی حفظ نمی‌شود. همچنین توجه داشته باشید که تاخیر بر اساس هر دو روش هوشمند یک و دو نزدیک به مقدار بهینه است. نهایتاً، در حالی که روش هوشمند یک تنها از نودهای  $\mathcal{M}$  استفاده می‌کند، روش هوشمند دو کاوش بیشتری انجام

<sup>۱</sup>. این امکان وجود دارد که جهت دست یافتن به دستاوردهای بیشتر جست‌وجو بر روی تمام زیرمجموعه‌های  $\mathcal{M}$  صورت گیرد، اما در بدترین حالت پیچیدگی دوباره نمایی خواهد شد. هدف ما در اینجا توسعه الگوریتم‌های زمان چندجمله‌ای می‌باشد.

<sup>۲</sup>. Rayleigh distribution

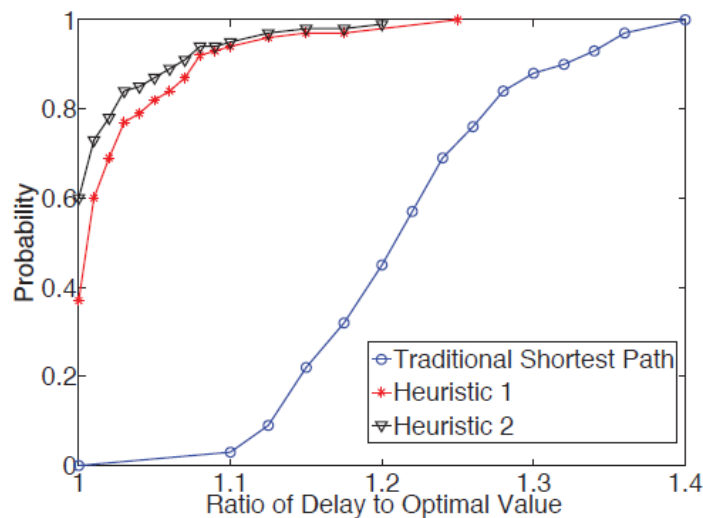
<sup>۳</sup>. path loss exponent

می‌دهد و تا پایان از ۱۶ نود استفاده می‌کند.



شکل ۶: یک شبکه با ۲۵ نود جهت مسیریابی با حداقل تاخیر سنتی، روش هوشمند یک، روش هوشمند دو و راه حل بهینه با انباشت انرژی متقابل نشان داده شده است.

در شبیه‌سازی دوم ما از ۲۰ نود استفاده کردیم. مکان‌های مبدا و مقصد مانند قبل ثابت هستند، اما مکان نودهای تقویت کننده بصورت تصادفی بر روی ۱۰۰ نمونه تغییر می‌کند. برای هر توپولوژی نمونه، ما حداقل تاخیر بدست آمده را توسط چهار الگوریتم محاسبه می‌کنیم. در شکل ۷ تابع توزیع تجمعی نسبت از حداقل تاخیر بر اساس دو روش هوشمند و روش کوتاه‌ترین مسیر سنتی با حداقل تاخیر بر اساس راه حل بهینه انباشت اطلاعات متقابل، رسم شده است. از این رو، همان طور که مشاهده می‌شود هر دو روش هوشمند بخوبی بر روی توپولوژی شبکه عمومی اجرا می‌شوند. در واقع آنها قادر به دستیابی به کارایی ۴۰٪ و ۶۰٪ به ترتیب در زمان اولیه هستند. بعلاوه، آنها در ۱۰٪ از بهینگی حداقل ۹۰٪ از زمان و در ۱۵٪ از بهینگی حداقل ۹۸٪ از زمان می‌باشند. همچنین، همان طور که مشاهده می‌شود، روش هوشمند دو در کل عملکرد بهتری از روش هوشمند دو دارد. نهایتاً، متوسط تاخیر در مسیریابی با انباشت اطلاعات متقابل ۷۷٪ از متوسط تاخیر در مسیریابی با کوتاه‌ترین مسیر سنتی دریافت شد (که در آن میانگین از ۱۰۰ توپولوژی تصادفی گرفته شده است). توجه داشته باشید که پس از این که مجموعه تقویت کننده بهینه محاسبه شد، تنها سر بار انباشت اطلاعات متقابل مبنی بر کوتاه‌ترین مسیر سنتی در عملیات رمزگشایی و کدگذاری مجدد می‌باشد. بطور خاص، این طرح تنها نیاز به بازخورد ۱ بیت از گیرنده هنگامی که بسته را با موفقیت رمزگشایی کرد، دارد، و نیازی به همگام‌سازی، هماهنگی و یا باخورد اطلاعات حالت کانال گسترده ندارد.



شکل ۷: تابع توزیع تجمعی نسبت از حداقل تاخیر بر اساس دو روش هوشمند و روش کوتاه‌ترین مسیر سنتی با حداقل تاخیر بر اساس راه حل بهینه انباشت اطلاعات متقابل، رسم شده است.

در این تحقیق، ما سه مشکل مسیریابی بهینه و زمانبندی روی شبکه‌های بیسیم چندگامه با استفاده از انباشت اطلاعات متقابل را بررسی کردیم. ما کل مسائل را مانند مسائل بهینه سازی ترکیبی فرموله کردیم و سپس با استفاده از چندین ویژگی ساختاری جهت ساده سازی راه حل‌ها استفاده کردیم و الگوریتم‌های حریمانه بهینه را استخراج کردیم. نکته کلیدی در مورد این الگوریتم‌ها برخلاف کارهای پیشین این است که آنها نیازی به حل هیچ برنامه خطی برای محاسبه راه حل بهینه ندارند. در حالی که این الگوریتم‌های حریمانه همچنان پیچیدگی نمایی دارند، آنها بطور قابل توجهی ساده‌تر از طرح‌های پیشین هستند و این اجازه را به ما می‌دهند تا راه حل بهینه را مانند یک معیار محاسبه کنیم. ما همچنین، دو روش هوشمند ساده و عملیاتی را جهت نمایش خوب کارایی در مقایسه با راه حل بهینه پیشنهاد داده‌ایم.

## مراجع

- [1] R. Urgaonkar and M. J. Neely. Optimal routing with mutual information accumulation in wireless networks. Tech. Report arXiv:1008.4896.
- [2] G. Kramer, I. Maric, and R. D. Yates. Cooperative communications. *Found. Trends Netw.*, vol. 1, pp. 271-425, 2006.
- [3] J. N. Laneman, D. N. C. Tse, and G. W. Wornell. Cooperative diversity in wireless networks: Efficient protocols and outage behavior. *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 50, no. 12, pp. 3062-3080, Dec. 2004.
- [4] R. Mudumbai, G. Barriac, and U. Madhow. On the feasibility of distributed beamforming in wireless networks. *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 6, no. 5, pp. 1754-1763, May 2007.
- [5] J. N. Laneman and G. W. Wornell. Distributed space-time coded protocols for exploiting cooperative diversity in wireless networks. *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 49, no. 10, pp. 2415-2425, Oct. 2003.
- [6] A. F. Molisch, N. B. Mehta, J. Yedidia, and J. Zhang. Performance of fountain codes in collaborative relay networks. *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 6, no. 11, pp. 4108-4119, Nov. 2007.
- [7] S. C. Draper, L. Liu, A. F. Molisch, and J. Yedidia. Routing in cooperative wireless networks with mutual-information accumulation. *Proc. IEEE ICC*, May 2008.
- [8] M. Luby. LT codes. *Proc. 43rd Annual IEEE Symp. Foundations of Computer Science (FOCS)*, pp. 271-282, 2002.
- [9] J.W. Byers, M. Luby, and M. Mitzenmacher. A digital fountain approach to asynchronous reliable multicast. *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 20, no. 8, pp. 1528-1540, Oct. 2002.
- [10] A. Shokrollahi. Raptor codes. *Proc. Int. Symp. Inform. Theory*, 2004.
- [11] D. J. C. MacKay. Fountain codes. *IEE Proc. Communications*, vol. 152, no. 6, pp. 1062-1068, Dec. 2005.
- [12] J. Castura and Y. Mao. Rateless coding and relay networks. *IEEE Signal Processing Mag.*, vol. 24, no. 5, pp. 27-35, Sept. 2007.
- [13] X. Liu and T. J. Lim. Fountain codes over fading relay channels. *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 8, no. 6, pp. 3278-3287, June 2009.
- [14] C. Lott and D. Teneketziz. Stochastic routing in ad-hoc networks. *IEEE Trans. Autom. Control*, vol. 51, no. 1, pp. 52-70, Jan. 2006.
- [15] R. Laufer, H. Dubois-Ferriere, and L. Kleinrock. Multirate anypath routing in wireless mesh networks. *Proc. IEEE INFOCOM*, April 2009.
- [16] M. J. Neely and R. Urgaonkar. Optimal backpressure routing in wireless networks with multi-receiver diversity. *Ad Hoc Networks (Elsevier)*, vol. 7, no. 5, pp. 862-881, July 2009.
- [17] H. Dubois-Ferriere, M. Grossglauser, and M. Vetterli. Least-cost opportunistic routing. *Allerton Conference*, Sept. 2007.
- [18] A. E. Khandani, J. Abounadi, E. Modiano, and L. Zheng. Cooperative routing in static wireless networks. *IEEE Trans. Commun.*, vol. 55, no. 11, Nov. 2007.
- [19] S. Sharma, Y. Shi, Y. T. Hou, H. D. Sherali, and S. Kompella. Cooperative communications in multi-hop wireless networks: Joint flow routing and relay node assignment. *Proc. IEEE INFOCOM*, April 2010.
- [20] M. Dehghan, M. Ghaderi, and D. Goeckel. Cooperative diversity routing in wireless networks. *Proc. WiOpt 2010*, June 2010.
- [21] M. Baghaie and B. Krishnamachari. Delay constrained minimum energy broadcast in cooperative wireless networks. *Proc. IEEE INFOCOM 2011*, to appear.
- [22] J. Chen, L. Jia, X. Liu, G. Noubir, and R. Sundaram. Minimum energy accumulative routing in wireless networks. *Proc. IEEE INFOCOM*, March 2005.
- [23] M. Agarwal, J. H. Cho, L. Gao, and J. Wu. Energy efficient broadcast in wireless ad hoc networks with hitch-hiking. *Proc. IEEE INFOCOM*, March 2004.
- [24] I. Maric and R. D. Yates. Cooperative multihop broadcast for wireless networks. *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 22, no. 6, pp. 1080-1088, Aug. 2004.
- [25] B. Sirkeci-Mergen and A. Scaglione. On the power efficiency of cooperative broadcast in dense wireless networks. *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 25, no. 2, pp. 497-507, Feb. 2007.
- [26] I. Maric and R. D. Yates. Cooperative multicast for maximum network lifetime. *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 23, pp. 127-35, Jan. 2005.
- [27] R. Yim, N. Mehta, A. Molisch, and J. Zhang. Progressive accumulative routing: Fundamental concepts and protocol. *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 7, no. 11, pp. 4142-4154, Nov. 2008.