

زمان بندی لینک ها با زمان در شبکه های مش بی سیم چند انتقالی / دریافتی

2. مقدمات

ما یک MTR WMN را همانند یک گراف جهت دار $G(V,E)$ مدل سازی می کنیم. مجموعه V شامل گره هایی است که با $b > 1$ جهت دار شده است. هر گره u دارای یک محدوده انتقال از r و $b_u \geq 1$ است. یال های جهت داری وجود دارند که گره u و گره v را اگر در محدوده ی انتقال یکدیگر باشند به هم وصل کرده اند. لینکی که u و v را به هم متصل کرده با (u,v) نشان می دهیم. توجه داشته باشید که، در عمل، گره ها ممکن است طیف انتقال مختلفی داشته باشند. برای این منظور، گره مورد نیاز باید از لینک های ورودی و خروجی به هر یک از همسایه ها اطمینان داشته باشد. این را می توان از طریق پیغام های سلام در فرایند کشف همسایه به دست آورد که به موجب آن گره شامل همسایگانی است که پیغام را دریافت کرده اند. از این رو، تابع $F_t: E \rightarrow R$ زمان اختصاص داده شده برای هر لینک است. بنابراین f_t زمان انتقال مورد نیاز را به منظور روبه رویی با بار ترافیک داده مدل سازی می کند. همه گره ها قادر به ارسال یا دریافت امواج به صورت همزمان در همه لینک ها هستند. هر لینک توسط یک رادیو پشتیبانی می شود و ما فرض می کنیم $b_u \geq |N(u)|$ برای هر گره است.

دو تحقق اصلی در مورد MTR WMNS وجود دارد. این موضوع برای اولین بار در [9]، که در آن هر روتر با رادیوهای متعدد متصل به یک آنتن مجهز است بیان شده است. تمام رادیوها در فرکانس یکسانی کار می کنند. گره ها حس حامل خود را برای اجازه انتقال همزمان غیرفعال کرده اند و انتقال کنترل قدرت که برای اطمینان از لینک های ورودی استفاده می شود قدرت سیگنال کافی برای اطمینان از دریافت صحیح دارد. تحقق دوم در راستای تحقق چند کاربری، چند ورودی و چند خروجی است (MU-MIMO)؛ برای جزئیات بیشتر به [15] و یا [16] مراجعه کنید. گره ها آنتن های متعدد

دارند که می‌توانند برای انتقال مستقل داده‌ها استفاده شوند. علاوه بر این، گره دارای اطلاعات حالت کانال است (CSI). این فرض معقول است که گره در درجه اول ایستاتیک باشد و نمادها را می‌توان برای یادگیری CSI انتقال داد. عبارت دیگر، محدودیت Mix-TX-RX به شرح زیر است: برای یک گره داده شده u ، فرض کنید $IN(u,t)$ و $OUT(u,t)$ مجموعه دریافت و انتقال لینک‌ها در زمان t باشند. این محدودیت برآورده می‌شود اگر هر دو $IN(u,t)$ و $OUT(u,t)$ به طور همزمان در هر زمان t برای همه گره بزرگتر از صفر نباشند.

در مدل ما، مفروضات به شرح زیر است:

- همه گره‌ها در سطح جهانی همزمان شده‌اند. با توجه به اینکه گره‌ها ایستاتیک هستند و می‌توانند از GPS برای همگام‌سازی زمان قفل استفاده کنند، این مسئله منطقی است.

- گره‌ها به تک فرکانس تنظیم شده‌اند. مطابق [9]، از دلایل اصلی برای به کارگیری یک کانال منفرد به شرح زیر است: (الف) استفاده از یک کانال برای پایه آن در حالی که از کانال‌های دیگر برای دسترسی محلی استفاده می‌کنیم راحت است، (ب) کانال‌های بیشتری استفاده می‌شود، هزینه‌های عملیاتی بالاتر به دلیل باندهای IEEE 802.11 است که برای استفاده در فضای باز در برخی از کشورهای در حال توسعه به مجوز نیاز دارد و (ج) برای جلوگیری از آلودگی RF همانگونه که بسیاری از شبکه‌های وای‌فای وجود دارد. همچنین توجه داشته باشید که قابلیت MTR گره‌ها می‌تواند با استفاده از MIMO [17] و یا توسط تجهیز گره با رادیو 60 گیگاهرتز به دست آید [18].

- همه گره‌ها در سطح جهانی همزمان شده‌اند. با توجه به اینکه گره‌ها ایستاتیک هستند و می‌توانند از GPS برای همگام‌سازی زمان قفل استفاده کنند، این مسئله منطقی است.

- گره‌ها به تک فرکانس تنظیم شده‌اند. مطابق [9]، از دلایل اصلی برای به کارگیری یک کانال منفرد به شرح زیر است: (الف) استفاده از یک کانال برای پایه آن در حالی که از کانال‌های دیگر برای دسترسی محلی استفاده می‌کنیم راحت است، (ب) کانال‌های بیشتری استفاده می‌شود، هزینه‌های عملیاتی بالاتر به دلیل باندهای IEEE 802.11 است که برای استفاده در فضای باز در برخی از کشورهای در حال توسعه به مجوز نیاز دارد و (ج) برای جلوگیری از آلودگی

RF همانگونه که بسیاری از شبکه ای وای فای وجود دارد. همچنین توجه داشته باشید که قابلیت MTR گره‌ها می‌تواند با استفاده از MIMO [17] و یا توسط تجهیز گره با رادیو 60 گیگاهرتز به دست آید [18].

• ما فرض می‌کنیم که بار ترافیک در هر لینک جمع شده است، به‌عنوان مثال، [14] را ببینید، و برای مقادیر غیر قابل اغماض ثابت باقی می‌ماند به‌عنوان مثال، هر ساعت. همچنین بدان معنی است که مسیریابی برای جفت مقصد منبع برای این دوره زمانی ثابت است. مورد مشترک در بهینه‌سازی مسیریابی و زمان‌بندی لینک را به‌عنوان کارهای آتی به آینده موکول می‌کنیم.

• هر واحد زمانی می‌تواند به یک مقدار خاص از زمان مطابقت داشته باشد، به‌عنوان مثال، یک ثانیه، و یا مدت زمان لازم برای انتقال یک بسته. این مهم است که توجه داشته باشید که یک بار که زمان به یک لینک اختصاص داده شد، انتقال زمان‌بندی شده آن، برای زمان پیش از انتقال تضمین شده است.

مشکل ما به شرح زیر است: با توجه به MTR WMN، به موجب آن که هر لینک دارای یک زمان مختلف است، طراحی الگوریتمی متمرکز که موجب کاهش طول superframe شود نیاز به فعال کردن حداقل یک بار و مطابق زمان لینک‌ها دارد. توجه داشته باشید، یک superframe را به‌صورت زیر تعریف می‌کنیم دنباله $(\{e_1 \cdot 000 \dots e_x\} \cdot t_1) \cup \dots \cup (\{e_y \cdot 000 \dots e_{|E|}\} \cdot t_{|E|})$ که در آن $e_i \in E$ لینکی به زمان‌بندی در زمان t_i است. به‌عنوان مثال، در شکل 2، داریم $(\{AB, AC\} \cdot 0) \cup (\{BA, CA\} \cdot 10) \cup (\{BC\} \cdot 15) \cup (\{CB\} \cdot 24)$. مسئله یافتن superframe با حداقل مقدار $t_{|E|} + f_t(e_{|E|})$ بنا به محدودیت‌های Mix-Tx-Rx است (شکل 1) و هر لینک $e \in E$ حداقل یک زمان دریافت می‌کند.

توجه داشته باشید، اگر تمام لینک‌ها زمان یکسانی داشته باشند، مسئله مشابه کار انجام شده در [11] خواهد شد. به‌طور خاص، نویسندگان [11] نشان می‌دهند که استخراج حداکثر تعداد لینک در هر اسلات متناظر با حل مسئله NP-complete و مسئله برش ماکزیمم است. برای این منظور، در بخش بعدی، ما روش تکاملی حریصانه را با هدف تعیین کوتاه‌ترین superframe امکان‌پذیر پیشنهاد می‌کنیم.

3. راه حل: A-TxRx

ایده اصلی زمان بندی لینک های جدید با عدم تداخل به هنگام اتمام انتقال یک لینک است. در بخش 3.1، ما نشان می دهیم که چگونه زمان بندی نتیجه شده می تواند با اضافه کردن لینک های به اصطلاح فرصت طلب بهبود یابد. علاوه بر این، در بخش 3.2، ما یک گام با محاسبات سنگین را که برای محاسبه سیستم های مدیریت اطلاعات با یک گام حریصانه استفاده شده است با افزودن لینک های غیرمتضاد با توجه به زمان انتقال آنها ساده سازی می کنیم.

الگوریتم ما دارای مراحل کلیدی زیر است. در مرحله اول، یک گراف متضاد $G'(V', E')$ بر اساس توپولوژی شبکه $G(V, E)$ ساخته می شود. در گراف متضاد، هر راس $v' \in V'$ نشان دهنده یک لینک در E است و یک تضاد بین دو لینک در E توسط یک $e' \in E'$ بین رئوس مربوطه بیان می شود؛ [19] را مشاهده کنید. که تمام مجموعه های مستقل و حداکثر را (MIS) در G' نشان می دهد. به یاد داشته باشید که MIS زیرمجموعه ای از تمامی لینک ها در G' است که می تواند در زمان یکسانی بدون دخالت فعال شود. توجه داشته باشید که یک لینک ممکن است به صورت متفاوت ظاهر شود. در مرحله سوم، MIS را با بیشترین لینک ها انتخاب کردیم، که توان بالا را تضمین می کند. ما همه لینک ها را در MIS انتخاب شده فعال می کنیم و آنها را با عنوان لینک های فعال برچسب می زنیم. ما همچنین زمان آنها را ضبط می کنیم. در میان تمام لینک های فعال، آنهایی که حداقل زمان را دارند با عنوان لینک های پایان در نظر گرفته می شوند. سپس زمان این لینک های پایان را ضبط می کنیم. در چنین زمانی، آنها را از G' حذف می کنیم. اگر G' خالی نباشد و اگر هیچ لینک فعالی وجود نداشته باشد اولین بار مشخص می شوند. این لینک ها به عنوان لینک های باقی مانده مشخص می شوند. اگر هیچ لینک باقی مانده ای وجود نداشته باشد، یک MIS جدید به طور مستقیم از G' به دست می آید. این MIS شامل لینک های جدیدی است که می تواند به superframe اضافه شود. با این حال، اگر لینک های باقی مانده ای وجود داشته باشد، ما چک می کنیم تا ببینیم که آیا می توانیم لینک های با عدم تداخل جدید اضافه کنیم. ابتدا یک گراف متضاد جدید G'' از G' می سازیم. به طور خاص، لینک های پایانی، تمام لینک های باقی مانده و همسایگان آن را حذف می کنیم. سپس یک MIS جدید از G'' به دست می آید، که شامل جدیدترین لینک هایی

است که با لینک‌های باقی‌مانده مداخله‌ای ندارد. مجموعه‌ی بعدی از لینک‌های پایانی تعیین می‌شود و فرآیند را تکرار می‌کنیم. وقتی G' خالی است A-TxRx خاتمه می‌یابد (جدول 1).

ما نشان خواهیم داد که یک-TxRx چگونه کار می‌کند، الگوریتم 1 را ببینید، تعیین زمان‌بندی برای توپولوژی در شکل 2 نشان داده شده است. همان‌گونه که نشان داده شده است، آن یک WMN MTR با سه گره A، B و C متصل با لینک دو طرفه است. مقدار بعدی به هر یک از لینک‌ها نشان دهنده‌ی زمان اختصاص داده شده است.

Table 1 Key notations

Symbol	Description
G	The directed graph
V	The set of nodes or vertices in G
E	The set of links or edges in G
G'	The conflict graph generated from G
V'	The set of nodes or vertices in G'
E'	The set of links or edges in G'
G''	The altered graph from G'
e_{AB}	A link with source node A and destination node B in E
$\delta(G)$	The maximum length of the superframe derived by A-TxRx for graph G
$f_t(e)$	The air-time of link e
$V_1 \setminus V_2$	The pair of subsets of a bipartite graph
$i_1 \setminus i_2$	The link emanating from V_1 or V_2 with the longest air-time
$A \setminus B$	Two MISs derived from the conflict graph of a bipartite graph
$I_t^A \setminus I_t^B$	The activation time of links in A or B
\mathcal{A}	The set of active links
\mathcal{F}	The set of finishing links
\mathcal{R}	The set of remaining links
\mathcal{N}	The set of interfering nodes of links in \mathcal{R}
t_{finish}	The next finishing time of the currently active links

Algorithm 1: A-TxRx**Input:** network graph $G(V, E)$, air-time of links $f_t: E \rightarrow \mathbb{R}$ **Output:** SF containing set of links \mathcal{A} and their activation time t

```

1 if  $|V| \leq 1$  then
2   return
3 else
4    $t \leftarrow 0$ 
5    $SF \leftarrow \emptyset$ 
6    $\mathcal{A} = \mathcal{F} = \mathcal{R} \leftarrow \emptyset$ 
7    $G' \leftarrow \text{ConflictG}(G(V, E))$ 
8   while  $(G' \neq \emptyset)$  do
9     if  $(\mathcal{R} = \emptyset)$  then
10       $\mathcal{A} \leftarrow \text{MaxMIS}(G')$ 
11       $SF \leftarrow SF \cup (\mathcal{A}, t)$ 
12       $G' \leftarrow G' - \mathcal{A}$ 
13       $t_{finish} \leftarrow \min f_t(\mathcal{A})$ 
14      for  $e \in \mathcal{A}$  do
15        if  $f_t(e) == t_{finish}$  then
16           $\mathcal{F} \leftarrow \mathcal{F} \cup e$ 
17        end
18         $f_t(e) \leftarrow f_t(e) - t_{finish}$ 
19      end
20       $t \leftarrow t + t_{finish}$ 
21       $\mathcal{R} \leftarrow \mathcal{A} \setminus \mathcal{F}$ 
22       $\mathcal{F} \leftarrow \emptyset$ 
23    else
24       $\mathcal{N} \leftarrow \text{Neighbor}(\mathcal{R}, G')$ 
25       $G'' \leftarrow G' - \mathcal{N}$ 
26       $\mathcal{A} \leftarrow \text{MaxMIS}(G'')$ 
27       $SF \leftarrow SF \cup (\mathcal{A}, t)$ 
28       $G' \leftarrow G' - \mathcal{A}$ 
29       $\mathcal{A} \leftarrow \mathcal{A} + \mathcal{R}$ 
30       $t_{finish} \leftarrow \min f_t(\mathcal{A})$ 
31      for  $e \in \mathcal{A}$  do
32        if  $f_t(e) == t_{finish}$  then
33           $\mathcal{F} \leftarrow \mathcal{F} \cup e$ 
34        end
35         $f_t(e) \leftarrow f_t(e) - t_{finish}$ 
36      end
37       $t \leftarrow t + t_{finish}$ 
38       $\mathcal{R} \leftarrow \mathcal{A} \setminus \mathcal{F}$ 
39       $\mathcal{F} \leftarrow \emptyset$ 
40    end
41  end
42 end

```

- $e \in E$ گراف A-TxRx شبکه $G(V, E)$ را به عنوان ورودی دریافت می کند و زمان $f_t(e)$ را به هر یال اختصاص داده می دهد.
- A-TxRx، SF را به عنوان خروجی تولید می کند. مجموعه SF شامل جفت (A, t) است، که در آن مجموعه A نشان دهنده یک گروه از لینک های فعال است که انتقال آنها در زمان t شروع می شود.
- خطوط 1-6: در ابتدا، t با عدد صفر مشخص می شود. مجموعه SF خالی است. مجموعه های F و R نشان دهنده گروهی از لینک های پایان و لینک های باقی مانده هستند. مجموعه های A ، F و R در ابتدا خالی هستند.

- خط 7: تابع $\text{ConflictG}()$ گراف عدم تداخل متناظر را از محاسبه می‌کند. به شکل 3 نگاه کنید.
- خطوط 9-12: هنگامی که R یک مجموعه تهی است، تابع $\text{MaxMIS}()$ رنگ‌آمیزی گراف G' را برای پیدا کردن MIS انجام می‌دهد: $\{e_{AB}; e_{AC}\}$ ، $\{e_{BA}; e_{BC}\}$ و $\{e_{CB}; e_{CA}\}$. سپس ما MIS حاوی بیشترین لینک را انتخاب می‌کنیم. در اینجا، بدین دلیل که هر سه MIS اندازه یکسان دارند، به طور تصادفی $\{e_{AB}; e_{AC}\}$ را انتخاب می‌کنیم. بنابراین، e_{AC} و e_{AB} به عنوان لینک‌های فعال انتخاب می‌شوند و در مجموعه A جای می‌گیرند، به این معنی که تمام لینک‌ها در این MIS در $t=0$ شروع به انتقال می‌کنند. سپس A و t مربوطه در $SF = (\{e_{AB}, e_{AC}\}, 0)$ ثبت می‌شوند. گراف G' با از بین بردن لینک‌ها در A از G' به‌روز می‌شود. در این مورد، لینک‌های e_{AC} و e_{AB} حذف می‌کنیم، به عنوان مثال، گره AB ، AC و لینک‌های تلاقی آن در شکل 3.

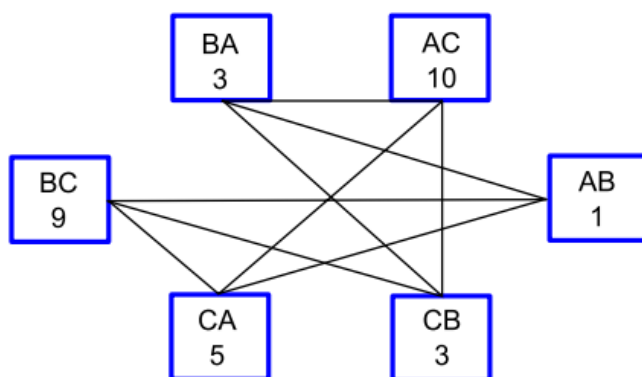


Fig. 3 Conflict graph for the example topology shown in Fig. 2

- خطوط 13-19: در میان تمام زمان لینکها در A ، کوتاه‌ترین را به عنوان t_{finish} در نظر می‌گیریم. لینک‌های با کوتاهترین زمان در مجموعه F قرار دارند. دلیل آن این است که این لینک‌ها، در میان اعضای A ، زودتر پایان می‌یابند. در مثال ما، $t_{\text{finish}}=1$ است، که زمان مربوط به لینک e_{AB} است. از این رو، مجموعه F شامل e_{AB} است. همچنین، زمان لینک‌ها در A با کم کردن t_{finish} از زمان $f_t(e)$ به‌روز می‌شود. برای مثال، $f_t(AC) = 10 - 1 = 9$ ، به این معنی است که این نقطه زمان است، لینک e_{AC} برای یک واحد زمان انتقال داده می‌شود، اما هنوز هم به نه واحد زمان دیگر برای تکمیل انتقال نیاز دارد.
- خط 20: متغیر t از $t=0+1=1$ نتیجه می‌شود زیرا یک واحد زمان برای لینک‌ها در A به کار برده شده است.

- خطوط 21-22: مجموعه R شامل لینک‌هایی است که در A هستند، اما نه در F. پس از آن، ما F را تنظیم می‌کنیم. در این مثال، مجموعه R شامل لینک‌های e_{AC} است زیرا انتقال به پایان رسیده نیست. در این مرحله، به دلیل این که R مجموعه تهی نیست، A-TxRx از خط 24 مجدداً راه‌اندازی می‌شود.

- خطوط 24-25: تابع Neighbor() تمام گره‌های تداخل را از لینک‌های R برمی‌گرداند. A-TxRx، G' را در گراف جدید G'' کپی می‌کند و N را از G'' حذف می‌کند؛ در مثال ما، این به این معنی است که e_{CB} و e_{CA} ، e_{BA} از G'' حذف شده‌اند. این گام ضروری است، زیرا تضمین می‌کند که لینک‌های به‌تازگی فعال شده با لینک‌های R تداخل ندارند.

- خطوط 26-28: A-TxRx تابع MaxMIS() را در G'' برای استخراج لینک‌های که می‌توانند به مجموعه A و بدون هر گونه درگیری اضافه شوند که در این مورد e_{BC} است فراخوانی می‌کند. به‌عنوان نتیجه، $SF = (\{e_{AB}, e_{AC}\}.0) \cup (\{e_{BC}\}.1)$ گراف G' با حذف لینک‌های فعال e_{BC} از G' به‌روز می‌شوند.

- خط 29: همه لینک‌هایی که در این نقطه و در این زمان در حال انتقال هستند e_{BC} و e_{AC} هستند.

- خطوط 30-36: کوتاه‌ترین زمان لینک‌ها در A، $f_t(AC)=f_t(BC)=9$ است. متغیر t_{finish} با مقدار 9 تنظیم شده است. بنابراین، لینک e_{AC} و e_{BC} تبدیل به لینک‌های پایان در F می‌شوند. همانند قبل، زمان لینک‌ها با کم کردن t_{finish} از زمان $f_t(e)$ به روز می‌شود. در این مورد، $f_t(BC) = f_t(AC) = 9 - 9 = 0$ ، به این معنی است که در این نقطه در زمان، هر دو لینک انتقالشان را پایان می‌دهند.

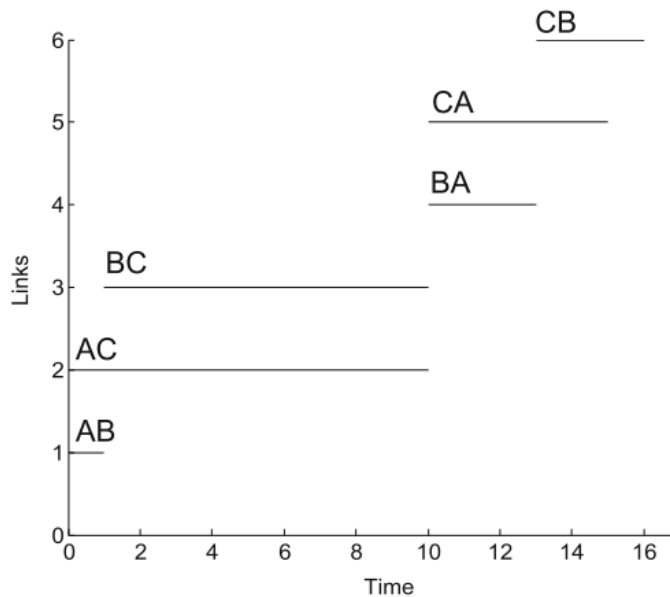


Fig. 4 Schedule timeline for Fig. 2

- خطوط 37-39: متغیر t به $t=1+9=10$ تبدیل می‌شود. مجموعه R خالی می‌شود. پس از آن مجموعه F واضح می‌شود. در این مرحله، از آنجا که هیچ لینکی در R وجود ندارد، A -TxRx از خط 10 تکرار می‌شود.
- خط 10: A -TxRx، $\text{MaxMIS}()$ را در G' اجرا می‌کند. MIS ، $\{e_{BA}, e_{CA}\}$ و $\{e_{CB}, e_{CA}\}$ است. ما $\{e_{CA}\}$ ، $\{e_{BA}\}$ را در مجموعه دلخواه A انتخاب می‌کنیم. فرآیند تا هنگامی که زمان t به 13 برسد ادامه می‌یابد. در این زمان، G' خالی می‌شود، به این معنی که همه لینک‌ها در شبکه زمان‌بندی می‌شوند. برنامه خاتمه می‌یابد و خروجی $SF = (\{e_{AB}, e_{AC}\}.0) \cup (\{e_{BC}\}.1) \cup (\{e_{BA}, e_{CA}\}.10) \cup (\{e_{CB}\}.13)$ است. پس از سه واحد زمانی دیگر، که است که زمان آخرین لینک فعال e_{CB} است، همه لینک‌ها در شبکه یک بار منتقل شده‌اند. بنابراین، برای شکل 2، A -TxRx یک superframe با طول 16 تولید می‌کند، کاهش طول superframe تولید شده با استفاده از P2 تقریباً 41٪ است. خط زمان زمان‌بندی در شکل 4 نشان داده شده است.

3.1 لینک‌های فرصت طلب

ما می‌توانیم ظرفیت را با اضافه کردن "لینک‌های فرصت طلب" بهبود بخشیم. این لینک‌ها به صورت عناصری تعریف می‌شوند که می‌توانند فرصت‌های انتقال اضافی بدون تداخل موجود در لینک‌ها اختصاص دهند. در مثال فوق، توجه

داشته باشید که در زمان $Time=[15,16]$ ، تنها لینک e_{CB} در حال انتقال است. هیچ لینک دیگری فعال نیست چرا که تمام لینک‌های یک بار منتقل شده‌اند. در واقع، ما همچنین می‌توانیم لینک e_{CA} یا لینک e_{AB} را به‌عنوان لینک فرصت‌طلب فعال کنیم. از این رو، ما می‌توانیم e_{AB} را انتخاب کنیم چرا که آن زمان یک واحد و مهمتر از آن دارد و، اضافه کردن آن تغییر طول $superframe$ نمی‌کند. از سوی دیگر، اگر ما e_{CA} را در زمان $Time=15$ با زمانی برابر با پنج واحد زمان فعال کنیم، طول $superframe$ را از 16 تا 20 گسترش خواهد داد.

برای اضافه کردن لینک‌های فرصت‌طلب، بهبود زیر را بر روی $A-TxRx$ اعمال می‌کنیم. پس از ساخت یک MIS جدید متشکل از لینک‌های جدید که به $superframe$ در خط 10 یا خط 26 از الگوریتم 1 اضافه می‌شوند، همه لینک‌های موجود در MIS جدید و همسایگان آن در نمودار اصلی برای به‌دست آوردن نموداری که قبلاً شامل لینک‌های برنامه‌ریزی شده بود حذف می‌شوند. بعد، ما گراف جدید را برای به دست آوردن بزرگترین MIS رنگ‌آمیزی می‌کنیم. این MIS شامل تمام لینک‌هایی است که می‌توانند بدون ایجاد تداخل فعال شوند. سپس لینک‌هایی که طول $superframe$ را گسترش نمی‌دهند انتخاب می‌شوند. از این رو، زمان‌بندی ایجاد شده تنها زمان‌بندی امکان‌پذیر است، اما دارای ظرفیت شبکه بالاتری است.

یک سوال که در اینجا مطرح می‌شود این است که چرا فقط لینک‌هایی که قبلاً فعال شده‌اند می‌توانند لینک‌های فرصت‌طلب باشند. در خط 12 و 28 از الگوریتم 1، لینکی که خیلی زود در MIS انتخاب شده قرار گیرد و برای انتقال انتخاب شود، از G' حذف می‌شود. بنابراین، هنگامی که $MaxMIS()$ را در گراف G' و در خط 10 و 26 فراخوانی می‌کنیم، A نتیجه شده شامل لینک‌هایی است که هنوز فعال نشده‌اند. هیچ کدام از لینک‌های موجود در G' نمی‌تواند برنامه‌ریزی شود چرا که حداقل با یک لینک در A تداخل دارد همان‌گونه که A یک MIS است. بنابراین، تنها با جستجوی لینک‌هایی که در G' نیستند، به‌عنوان مثال، لینک‌هایی که حداقل یک بار فعال شده‌اند، می‌توانیم بعضی از لینک‌های دیگر با عدم تداخل را بیابیم و از آنها به‌عنوان لینک‌های فرصت‌طلب استفاده کنیم.

3.2 A-TxRx حریص

در A-TxRx، تابع $\text{MaxMIS}()$ در خط 10 و 26 ابتدا رنگ‌آمیزی گراف را در گراف تداخل G' به منظور پیدا کردن MIS انجام می‌دهد. سپس MIS با حداکثر کاردینالیتی به عنوان مجموعه‌ای از لینک‌های فعال A انتخاب می‌شود. با این حال، رنگ‌آمیزی گراف یک عملیات وقت‌گیر است. بخش 3.3 را ببینید. بنابراین، یک A-TxRx اصلاح شده را که به عنوان A-TxRxGreedy نشان داده شده است معرفی می‌کنیم، که در آن تابع $\text{MaxMIS}()$ در خط 10 و 26 را با $\text{Greedy}()$ جایگزین کرده‌ایم. تابع $\text{Greedy}()$ را با تکرار از طریق تمام لینک‌ها در E که از یک و با طولانی‌ترین زمان انتقال شروع شده‌اند می‌سازد. لینک e به مجموعه A اضافه می‌شود اگر e با هر لینک حاضر در A تداخل نداشته باشد. در غیر این صورت، لینک e برای پیوستن به A انتخاب نمی‌شود.

3.3 تجزیه و تحلیل

هم اکنون ما پیچیدگی زمانی A-TxRx را برای یک گراف دلخواه G با $|v|$ گره محاسبه می‌کنیم به طوری که تعداد یال‌های $|E|$ در G کران بالایی مانند $|v|(|v|-1)$ (گراف کامل) دارد. به طور خاص، نتیجه زیر را داریم.

قضیه 1: پیچیدگی زمانی A-TxRx، $O(|v|^5)$ است.

اثبات: تمام خطوط A-TxRx زمانی برابر با $O(1)$ دارد به جزء خط 7، 8، 10، 13، 14، 24، 26، 40 و 31. در خط 7، تابع $\text{ConflictG}()$ زمانی برابر با $O(|v|^2)$ برای تبدیل گراف اصلی G به گراف G' نیاز دارد. دلیل آن این است که هر یال در G به عنوان یک راس در G' در نظر گرفته شده است و متصل به لینک‌های مربوط به آن است. در نتیجه، تعداد راس‌ها در G' با تعداد یال‌ها در G برابر است، که محدود به $|v|(|v|-1)$ است. مشابه خط 8، پیچیدگی زمانی $O(|v|^2)$ است زیرا تعداد رئوس در G' را بیان می‌کند. در خط 10 و 26، فرآیند رنگ‌آمیزی گراف انجام شده است. با توجه به [20]، الگوریتم رنگ‌آمیزی کوچکترین-آخرین گراف دارای یک پیچیدگی زمانی $O(|v'|+|E'|)$ برای $G'(|v'|, |E'|)$ است. برای محاسبه تعداد کل یال‌ها در G' ، ما بدترین حالت را فرض می‌کنیم، به طوری که G به طور کامل متصل است. برای هر لینک، e_{AB} ، $2|v| - 3$ لینک از گره B به گره A که در تضاد با e_{AB} هستند. از این رو،

تعدادی از یال‌ها در G' به صورت $(|v| - 1) \times (2|v| - 3)$ محاسبه می‌شود. در نتیجه، پیچیدگی زمانی برای خط 10 و 26، $O(|v|^3) = O(|v|^2 + |v|^3)$ است. برای خطوط 13، 30، 14 و 31، در بدترین حالت، هر راس $v' \in V'$ در G' تنها به یک راس که نشان دهنده لینک مربوط در جهت مخالف است متصل شده و در نتیجه اندازه بزرگترین MIS، که به عنوان A استفاده می‌شود، با $\frac{1}{2}|v|(|v| - 1)$ برابر است. به طور مشابه، در بدترین حالت، اندازه R برابر است با $\frac{1}{2}|v|(|v| - 1)$. بنابراین، خطوط 12، 30، 14، 31 و 24 در بیشتر مواقع زمانی برابر با $O(|v|^2)$ دارند. بر اساس محاسبات فوق، A-TxRx دارای پیچیدگی زمانی $O(|v|^2|v|^3) = O(|v|^5)$ است.

قضیه 2: A-TxRx یک زمان‌بندی برخورد رایگان تولید می‌کند.

اثبات: از ثابتهای اتناقض استفاده می‌کنیم. فرض کنید دو لینک ارسال و دریافت در زمان یکسان داریم. به طور خاص، e_{AB} و e_{xA} یا e_{AB} و e_{By} در حال انتقال به طور همزمان هستند، که در آن x می‌تواند هر گرهی باشد به جز A ، y می‌تواند هر گرهی باشد به جز B . بنابراین دو مورد داریم:

مورد 1: این دو لینک تداخل شروع به انتقال از نقطه یکسانی در زمان می‌کنند. در این مورد، دو لینک فعال در خط 10 هستند. پس از فرآیند رنگ‌آمیزی گراف، تنها لینک‌ها در یک مجموعه مستقل فعال می‌شوند. به یاد بیاورید که در یک مجموعه مستقل از یک گراف، هیچ دو راس از گراف مجاور نیستند. این با مورد دوم در تضاد است با این که این دو لینک با همدیگر تداخل دارد.

مورد 2: یکی از این دو لینک تداخل، با e_{xA} (یا e_{By}) شروع می‌شود در حالی که برای انتقال از لینک دیگر، انتقال آن به پایان نرسیده است. این نشان می‌دهد که لینک به تازگی اضافه شده در خط 26 فعال شده است، که رنگ‌آمیزی گراف را برای گراف جدید G' به کار برده است. توجه داشته باشید که در خط 25، تمام لینک‌های باقی مانده از جمله e_{AB} و لینک‌های همسایه آن از G' حذف می‌شوند. بنابراین، هر لینک که با لینک e_{AB} تداخل دارد در گراف G' وجود ندارد. به عنوان نتیجه، غیر ممکن است A-TxRx برای استخراج یک زمان‌بندی با تداخل به کار گرفته شود.

قضیه 3: A-TxRx یک زمان‌بندی لینک تولید می‌کند که بیشتر از $\delta(G) = I_t^A + I_t^B$ برای یک توپولوژی گراف دوبخشی نیست.

اثبات: فرض کنید v_1 و v_2 دو زیرمجموعه از یک گراف دوبخشی باشند به صورتی که گره‌ها در $v_1(v_2)$ تنها لینک به گره‌های در $v_2(v_1)$ دارند. خط 7 از A-TxRx گراف $G'(V',E')$ را از گراف G تولید می‌کند. توجه داشته باشید که می‌توانیم دو MIS تولید کنیم برای مثال، A و B ، از G' ؛ $A(B)$ شامل لینک‌های ناشی از گره‌ها در $v_1(v_2)$ است. فرض کنید $i_1(i_2)$ یک لینک ناشی از $v_1(v_2)$ با طولانی‌ترین زمان باشد، به‌عنوان مثال، $f_t(i_1) = l_t^A$ ؛ به‌طور مشابه، $f_t(i_2) = l_t^B$. توجه داشته باشید که می‌تواند تعداد متعددی لینک i_1 و i_2 می‌تواند وجود داشته باشد. سه مورد ممکن را در نظر بگیرید: (1) تمام لینک‌ها در $A(B)$ زمان یکسانی دارند، به‌عنوان مثال، یک لینک در $A(B)$ زمان $l_t^A(l_t^B)$ را دارد، (2) لینک i_1 و i_2 با یکدیگر تداخل دارند و (3) لینک i_1 و i_2 با یکدیگر تداخل ندارند.

برای مورد (1)، A-TxRx یک زمان‌بندی تولید می‌کند که در آن لینک‌های موجود در B بعد از همه لینک‌های B فعال می‌شوند و در نتیجه $\delta(G) = l_t^A + l_t^B$. به‌طور خاص، خط 10-12، MIS را تولید می‌کند و همه لینک‌ها را در شروع A در زمان $t=0$ برای l_t^A واحد زمان برنامه‌ریزی می‌کند. خط 14-19 $F=A$ را تولید می‌کند چون تمام لینک‌ها زمان پایان l_t^A دارند و در نتیجه خط 20-21، $t = l_t^A$ را به‌دست می‌آورد. بنابراین، در تکرار دوم از حلقه در خط 8، خط 10-12، $MIS A=B$ را تولید می‌کند و همه لینک‌ها را با شروع از B در زمان $t = l_t^A$ برنامه‌ریزی می‌کند. مشابه با A ، این تکرار $F=B$ را تولید می‌کند؛ بنابراین الگوریتم با یک زمان‌بندی که از $t=0$ شروع می‌شود کامل می‌شود. بنابراین زمان‌بندی در زمان $l_t^A + l_t^B$ کامل می‌شود، برای این مورد، A-TxRx زمان‌بندی با طول فریم $\delta(G) = l_t^A + l_t^B$ تولید می‌کند.

برای مورد دوم، برخی از لینک‌های دیگر از i_2 را می‌توان در در زمان یکسانی با لینک‌ها در A فعال کرد. با این حال، از آنجا که i_1 و i_2 لینک‌های تداخل هستند، i_2 می‌تواند تنها پس از اتمام i_1 فعال شود؛ i_2 زمان خود را در زمان $l_t^A + l_t^B$ کامل می‌کند، به این معنی که طول superframe برای این مورد $\delta(G) = l_t^A + l_t^B$ است زیرا تمام لینک‌ها در $A(B)$ بعد از زمان $l_t^A(l_t^A + l_t^B)$ کامل نمی‌شوند. به‌طور خاص، خط 10-12، $MIS A=A$ و زمان‌بندی تمام لینک‌ها را در زمان صفر تولید می‌کند. از آنجا که R شامل حداقل تولید است، و $G' \neq \emptyset$ در تکرار دوم، خطوط 24-27 لینک‌های موجود در B را که با لینک‌های باقی مانده در R تداخل ندارند لینک می‌کند. برای خط 30، دو

حالت ممکن را در نظر می‌گیریم: (1.1) حداقل یک لینک اضافی از B دارای زمان طولانی‌تری از باقی‌مانده زمان t_1 است؛ (2.2) باقی‌مانده زمان t_1 طولانی‌ترین لینک در میان MIS جدید است. برای مورد (1.1)، A-TxRx خط 23 را تکرار می‌کند و در نهایت یک MIS که فقط شامل لینک‌ها در B است، از جمله t_2 تولید می‌کند. در این مرحله، خط 24-26، $N = \emptyset$ را تولید می‌کند زیرا گره‌ها در $R = G' \subseteq v_2$ و گره‌های همسایه هستند. در نتیجه خط 26 لینک بیشتری به لینک SF اضافه نمی‌کند، لینک‌هایی که در زمان t_t^A شروع می‌شوند در زمان t_t^B تکمیل می‌شوند، به این معنی که طول superframe $\delta(G) = l_t^A + l_t^B$ است. برای مورد (2.2)، A-TxRx تکرار خود را از خط 24 تا رسیدن به مورد (1.1) ادامه خواهد داد. در هر صورت، در زمان t_t^A ؛ R در نهایت تنها حاوی لینک‌های B خواهد شد و همان‌گونه که قبلاً شرح داده شد، لینک‌ها در زمانی بیش از t_t^B فعال نخواهند شد.

برای مورد (3)، لینک t_2 را می‌توان در زمان یکسانی با توجه به لینک t_1 تا زمانی که لینک تداخل خود را به اتمام نرسانده است فعال کرد. بنابراین، برای این مورد، A-TxRx زمان‌بندی با طول superframe $\delta(G) < l_t^A + l_t^B$ تولید می‌کند. به طور خاص، هنگامی که A-TxRx به خط 24 می‌رسد، N شامل t_2 نیست و در نتیجه SF در خط 27 شامل هر دو t_1 و t_2 است، که در نهایت طول superframe زمان‌بندی را به کمتر از $t_t^A + l_t^B$ بدون تداخل لینک‌ها کاهش می‌دهد.

بر اساس تجزیه و تحلیل بالا، هنگامی که t_1 و t_2 لینک‌های تداخل هستند، t_2 می‌تواند تنها پس از فعال شدن t_1 زمان خود را در زمان $t_t^A + l_t^B$ که، به این معنی طول superframe برای این مورد است کامل می‌کند چرا که همه لینک‌ها در A (B) بعد از زمان $t_t^A + l_t^B$ کامل نمی‌شوند. به طور کلی، دو بخش دلخواه گراف در مورد (3) قرار می‌گیرند و در نتیجه A-TxRx باید به تولید زمان‌بندی با طول superframe $\delta(G) < l_t^A + l_t^B$ مشغول باشد.

4. روش تحقیق

برای ارزیابی عملکرد A-TxRx، ما از MatGraph [21] استفاده می‌کنیم، یک جعبه ابزار در نرم افزار Matlab برای کار با نمودار ساده است. در آزمایشات، تمام گره‌ها ثابت و به صورت تصادفی در یک منطقه مربعی قرار گرفته‌اند. توجه

داشته باشید که خطای کانال در آزمایشات در نظر گرفته نشده است. در عمل، ارسال مجدد به دلیل اشتباهات کانال می‌تواند با ابعاد اختصاص زمان انتقال در نظر گرفته شود. در غیر این صورت، لینک‌های با شرایط کانال ضعیف را می‌توان از توپولوژی حذف کرد.

ما تاثیر پارامترهای زیر در عملکرد A-TxRx را مطالعه می‌کنیم: تراکم گره، شعاع انتقال، درجه گره و MIS انتخاب شده، و همچنین زمان اجرا. تعداد گره‌ها در محدوده 5 تا 40 با فاصله 5 است. شعاع انتقال در محدوده 10 تا 130 متر با فاصله 20 متر است. منطقه شبکه در محدوده از $m50 * m50$ به $m250 * m250$ است. درجه هر گره از 2 تا 10، با فرض مجموعاً 11 گره متفاوت است. پنج آزمایش با تغییر پیکربندی شبکه در حالی که بقیه موارد ثابت هستند انجام گرفته است. نتایج به دست آمده از به‌طور متوسط 20 شبیه‌سازی، هر یک با توپولوژی متفاوت است.

ما A-TxRx را، که نشان‌دهنده هر دو A-TxRxGC و A-TxRxGreedy، در برابر slot1P-2، P2-گره و Jazzy-MAC [14] است مقایسه می‌کنیم که A-TxRxGC الگوریتم رنگ آمیزی گراف است و A-TxRxGreedy از جستجوی حریصانه استفاده می‌کند. به‌طور خاص، برای هر دو slot1P-2 و P2 گره، برنامه‌ریزی براساس زمان انجام می‌گیرد. اندازه حافظه به طولانی‌ترین مجموعه زمانی در میان لینک‌های فعال در حافظه نگاشت می‌شود. برای slot1P-2، گراف تداخل را برای بدست آوردن توپولوژی MIS رنگ‌آمیزی می‌کنیم. سپس، تمام لینک‌های موجود در MIS را برای انتقال در اولین شکاف زمان فعال می‌کنیم. این لینک‌ها پس از آن شروع به دریافت در بازه زمانی مربوطه می‌کنند. برای مثال، در حافظه i ، جایی که i عدد فردی است، اگر e_{AB} فعال باشد، لینک e_{BA} اسلات $i+1$ ام را انتقال خواهد داد. برای P2 گره، رنگ‌آمیزی گراف را بر روی گراف شبکه به جای گراف تداخل انجام می‌دهیم. پس از این‌که MIS با بیشترین گره تعیین شد، تمام گره‌ها در MIS انتقال می‌یابند و در بازه زمانی بعدی تبدیل به گیرنده می‌شوند. سپس، گره انتخاب شده را از گراف شبکه حذف می‌کنیم و روند فوق را تا زمانی که همه لینک‌ها حداقل یک بار فعال شوند تکرار می‌کنیم. JazzyMAC همچنین از TDMA استفاده می‌کند اما طول شکاف پویا است. به‌صورت متمرکز مقداردهی اولیه می‌شود و پس از آن طبق قوانین اساسی زیر شروع به کار می‌کند: هر گره دارای یک نشانه برای هر یک از لینک‌های خود است. هنگامی که یک گره انتقال بر روی یک لینک را تمام می‌کند، این نشانه به انتهای دیگر

آن لینک عبور می‌کند. یک گره فرستنده می‌شود هنگامی که آن نشانه را برای همه لینک‌ها (بازدید کنندگان) نگه دارد. دیگر جزئیات JazzyMAC را می‌توان در [14] یافت.

در هر آزمایش، معیارهای زیر با خطای فاصله اطمینان 95٪ جمع‌آوری شده است:

- طول Superframe: زمان کل هر لینک برای انتقال حداقل یک بار است.
- تعداد لینک‌های فعال همزمان: مربوط به میانگین تعداد لینک‌هایی است که به صورت همزمان در هر نقطه از زمان عمل می‌کنند. همچنین شامل تعداد لینک‌های فرصت طلب در بخش 3.1 است. این متریک قابل توجه است زیرا نشان‌دهنده ظرفیت WMN است.
- زمان محاسبه: این زمان، زمان مورد نیاز برای هر الگوریتم جهت محاسبه برنامه‌ریزی برای یک توپولوژی داده شده بر روی یک کامپیوتر با پردازنده اینتل i7 هسته‌ای با 6 گیگابایت RAM است.

5. نتایج

در بخش‌های زیر، نتایج حاصل از آزمایشات در رابطه با تراکم گره، شعاع انتقال، درجه گره، زمان در حال اجرا و تاثیر انتخاب MIS بررسی خواهد شد.

5.1 تراکم گره

در آزمایش اول، تاثیر تراکم گره در طول superframe و تعداد لینک‌های همزمان را مطالعه می‌کنیم. تعداد گره‌ها در محدوده 5 تا 40 است. محدوده انتقال هر گره به 70 تنظیم شده است.

از شکل 5 الف، می‌بینیم که طول superframe با اضافه کردن گره‌های افزایش می‌یابد. دلیل آن این است که همان طور که تعداد گره‌ها از 5 تا 40 افزایش می‌یابد، تعداد لینک‌ها نیز از 15 تا 1159 افزایش می‌یابد. بنابراین لینک‌های فرصت طلب زیادی در هر نقطه زمانی وجود دارد (یا در طول هر زمان). علاوه بر این، در شکل 5 (الف)، ما همچنین می‌توانیم مشاهده کنیم که طول superframe در A-TxRx به طور قابل توجهی کوتاه تر از slot1P-2 و P2 گره

است، به عنوان مثال، کمتر از نصف زمانی. دلیل آن این است که، در slot1P-2 و P2 گره، تا زمانی که MIS تعیین شده است، همه لینک‌ها در MIS به‌عنوان یک گروه در نظر گرفته لینک‌ها در نظر گرفته شده‌اند.

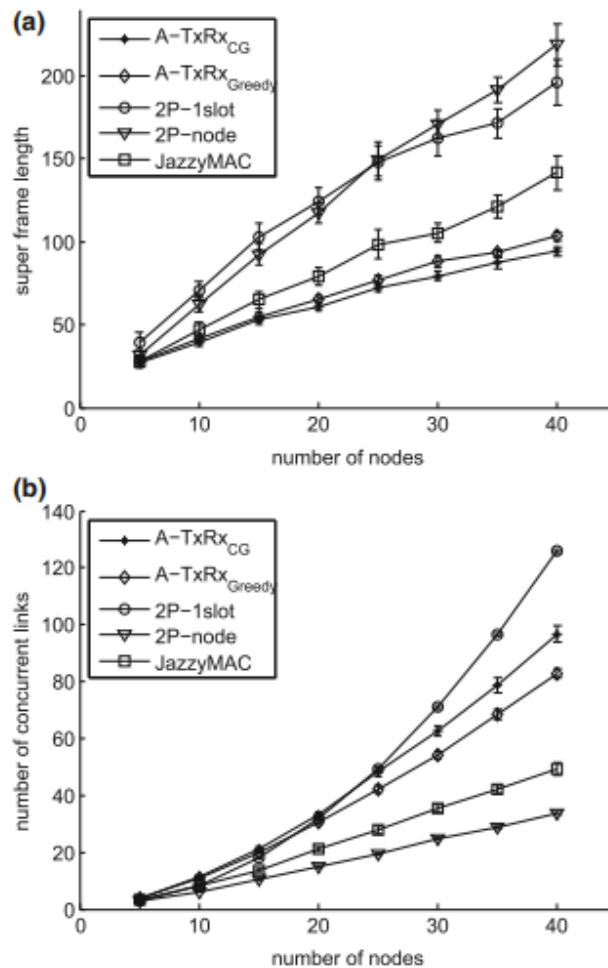


Fig. 5 Superframe length a and average number of active links at each time point b under different node densities

با این حال، در میان این گروه از لینک‌ها، برخی از لینک‌ها ممکن است انتقال خودشان را زودتر به پایان برسانند، به‌عنوان مثال، زمان کمتری به هنگام اختصاص اسلات دارند. به عنوان نتیجه، بخشی از کانال بیکار خواهد بود. برای A-TxRx، تا زمانی که یک لینک انتقال خود را تمام کند، بزرگترین مجموعه از لینک‌های غیرمتضاد جدید بلافاصله با حداکثر استفاده از انتقال کانال فعال می‌شوند.

در شکل 5 (ب)، به استثناء JazzyMAC، ما slot1-P2، P2-گره و A-TxRx را با اجرای برنامه‌ریزی فرصت طلب گسترش داده‌ایم. توجه داشته باشید که لینک‌های فرصت طلب در طول superframe تاثیر نمی‌گذارد. همان‌گونه

که شان داده شده است، slot1P-2 حدود 25٪ بیشتر لینک همزمان در مقایسه با A-TxRx ایجاد می کند، به ویژه برای شبکه های با تراکم بالا، به عنوان مثال، زمانی که تعداد گره به 40 می رسد. دلیل کلیدی این است که slot1P-2 لینک فرصت طلب بیشتری با توجه به زمان اسلات اضافه می کند. هر دو A-TxRx و slot1P-2 به طور قابل توجهی بهتر از P2 گره و JazzyMAC هستند. دلیل این است که P2 گره، لینک همزمان کمتری با انتخاب لینک های گره اساسی ایجاد می کند. اگر یک لینک از یک گره به عنوان لینک تداخل انتخاب شود، پس از آن هیچ یک از لینک های دیگر را نمی توان برای انتقال فعال کرد. JazzyMAC، لینک همزمان کمتری دارد بنابراین گسترش آن به JazzyMAC با برنامه ریزی های فرصت طلب غیرممکن است.

برای تعیین مزایای برنامه ریزی های فرصت طلب، ما آزمایشات را برای A-TxRx تکرار می کنیم. شکل 6 تعداد لینک های همزمان را با و بدون برنامه ریزی فرصت طلب برای A-TxRx مقایسه می کند. می توانید ببینیم که زمانی که برنامه ریزی فرصت طلب پیاده سازی شده است، حدود 20٪ لینک بیشتر برای اضافه کردن تعداد بیشتری از گره ها وجود دارد در حالی که منطقه شبکه ثابت است.

علاوه بر این، با مقایسه A-TxRxGC و A-TxRxGreedy، درمی یابیم که برای مقدار کمی از گره ها، به عنوان مثال، گره کمتر از 15، این دو الگوریتم دقیقاً عملکرد یکسانی دارند.

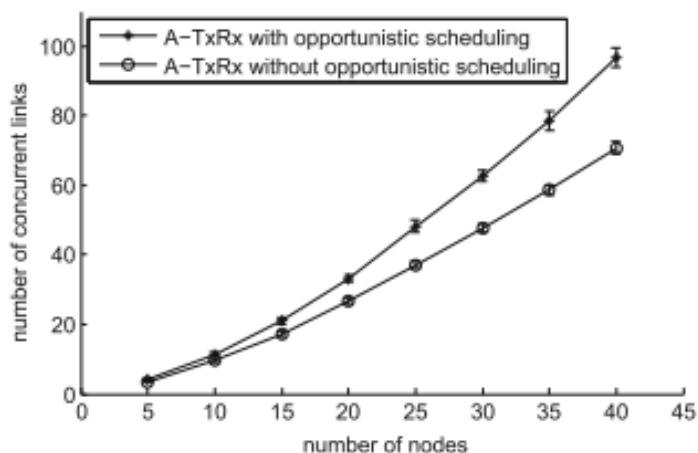


Fig. 6 Improvement in the number of concurrent links with opportunistic scheduling

با این حال، به عنوان تعدادی از گره افزایش 15-40، A-TxRxGC نشان می دهد یک کمی عملکرد برتر از A-TxRxGreedy از حدود 8٪ طول superframe کوتاه تر و اطراف موافقم 10٪ بیشتر لینک اجاره. دلیل این است که A-TxRxGC تمایل به فعال بزرگترین MIS در میان تمام دست ندهید تولید شده توسط رنگ آمیزی گراف. در حالی که در A-TxRx حریص، مجموعه ای از لینک فعال است که به سادگی سیستمهای اطلاعات مدیریت تصادفی. از این رو، A از A-TxRxGC است به احتمال زیاد به حاوی لینک بیشتر از A-TxRx حریص. برای این دلیل، A-TxRxGC فعال لینک های بیشتر در هر تکرار، و در نتیجه به طول superframe کوتاه تر منجر می شود.

5.2 شعاع انتقال

در این آزمایش، عملکرد تمام الگوریتمها را زمانی که محدوده انتقال گرهها تغییر می کند ارزیابی می کنیم. 15 گره واقع در یک منطقه مربع 100*100 وجود دارد. محدوده زمانی از یک تا 10 واحد زمانی است. شکل 7 (الف) نشان می دهد که هنگامی که محدوده انتقال از 10 تا 90 متر افزایش می یابد، طول superframe تمام چهار الگوریتم را به صورت خطی افزایش می دهد. طول superframe در A-TxRx 12 واحد بعد از افزایش محدوده انتقال با اندازه مرحله 40 متر افزایش می یابد.

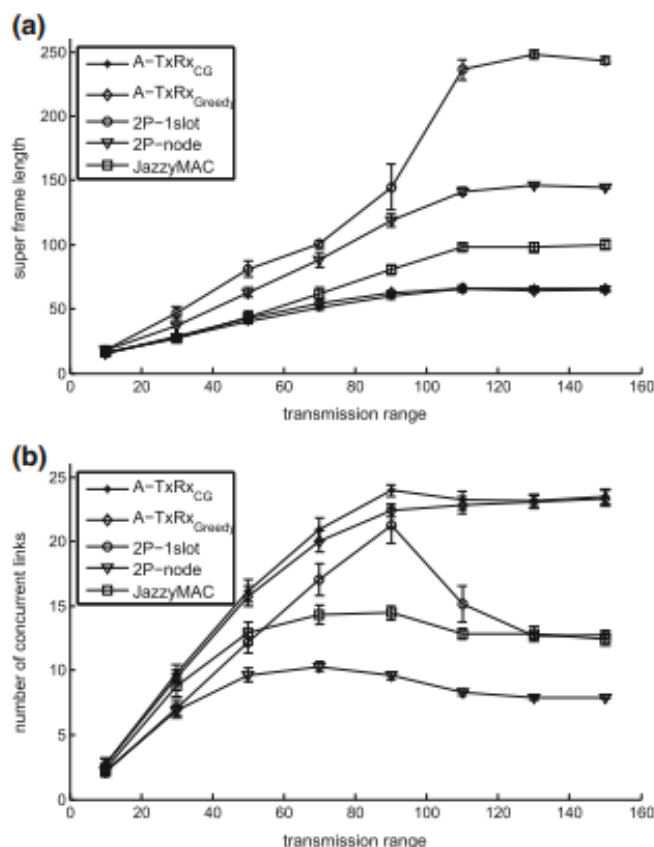


Fig. 7 Superframe length **a** and average number of active links at each time point **b** under different transmission radii

مقابلاً، slot1P-2، P2-گره و JazzyMAC با افزایش تقریبی 30، 20، و 16 واحد زمانی مورد ارزیابی قرار می‌گیرند. برای محدوده انتقال کوچک، به عنوان مثال، 10 متر، امکان ایجاد یک لینک بین دو گره کوچک است، و در نتیجه به طور متوسط فقط 6.8 لینک در مجموع وجود دارد. از سوی دیگر، افزایش دامنه انتقال به 110 متر امکان ایجاد لینک‌ها را افزایش می‌دهد. برای محدوده، به طور متوسط 208.7 لینک در شبکه وجود دارد و در نتیجه شبکه تقریباً به طور کامل متصل می‌شود، به موجب آن هر گره با تمام دیگر گره‌ها متصل است. بنابراین، محدوده انتقال 110-150 متر تقریباً گراف تداخل یکسانی ایجاد می‌کند. به عنوان نتیجه، طول superframe در A-TxRx، slot1P-2، P2-گره و JazzyMAC تقریباً در مقادیر 66، 145، 243 و 99 ثابت می‌شود. ما می‌بینیم که تفاوت بین طول superframe در A-TxRx نسبت به سه الگوریتم دیگر بیش از دو برابر در محدوده انتقال از 50 و 110 متر است. این نشان می‌دهد که A-TxRx نسبت به سه الگوریتم دیگر هنگامی که محدوده انتقال بزرگ باشد به صرفه‌تر است.

شکل 7 (ب) میانگین تعداد لینک‌هایی که در هر نقطه از زمان تحت انتقال‌های مختلف فعال هستند نشان می‌دهد. ما می‌بینیم که تعداد لینک‌های همزمان A-TxRx افزایش می‌یابد و به مقدار ماکزیمم خود 24 می‌رسد هنگامی که محدوده انتقال 90 متر باشد. با افزایش شعاع انتقال، گراف به‌طور کامل متصل می‌شود، در نتیجه تعداد لینک‌های همزمان در 23، بدون در نظر گرفتن اتفاقی در توزیع گره‌ها ثابت می‌شود. درحالی‌که، برای slot1P-2، پس از آن که به مقدار بیشینه خود 21 در 90 متر رسید، تعداد لینک‌های ویژه تا 15 کاهش می‌یابد، و پس از آن در اطراف 12 ثابت می‌شود. دلیل این مورد گراف کامل همبند است، به استثنای لینک‌های فرصت طلب، هنگامی که slot1-P2 ابتدا رنگ‌آمیزی گراف را انجام می‌دهد، تنها 14 لینک می‌تواند فعال شود. به‌طور خاص، این 14 لینک از 14 گره مختلف نشأت گرفته است. پس از برداشتن این 14 لینک، گره A از گراف شبکه قطع شده است. به‌عنوان نتیجه، در طول فرآیند رنگ‌آمیزی گراف دوم، تنها 13 لینک فعال وجود خواهد داشت. از این رو، تعداد لینک‌های انتقال از 14 لینک به یک لینک کاهش می‌یابد. به این ترتیب، میانگین تعداد لینک‌های همزمان کمتر از $7.5 = \frac{\sum_{i=1}^{14} i}{14}$ است. اگر چه لینک‌های فرصت طلب می‌توانند برای افزایش تعداد کل لینک‌ها در هر اسلات اضافه شوند، تنها لینک با زمان کمتر از طول اسلات می‌تواند انتخاب و فعال شود.

5.3 درجه گره

در این آزمایش، تعداد گره‌ها 11 است. درجه همه گره‌ها یکسان است و از دو تا 10 تغییر می‌یابد. ما رابطه بین درجه گره و طول superframe، و همچنین تاثیر طول superframe و تعداد کل لینک‌ها در تاخیر را مطالعه می‌کنیم. شکل 8 (الف) نشان می‌دهد که طول superframe در A-TxRx از 18 تا 56 بنا به افزایش درجه گره به صورت خطی افزایش می‌یابد. دلیل این است که تعداد کل لینک‌های $d*n$ یک تابع خطی است، که در آن d نشان‌دهنده درجه گره‌هایی است که از دو تا 10 افزایش می‌یابد و n تعداد گره‌هایی است که به 11 تنظیم می‌شود. جالب توجه است که، زمانی که تعداد درجه هر گره از 2-8 تغییر می‌کند طول superframe در JazzyMAC و A-TxRx بسیار نزدیک به هم است. سپس هنگامی که درجه گره از هشت تا 10 افزایش می‌یابد، طول superframe در slot1P-2،

P2-گره و JazzyMAC به ترتیب 130، 80 و 46٪ افزایش می‌یابد. این را می‌توان با استفاده از شکل 8 (ب) توضیح داد. ما می‌بینیم که به طور قابل توجهی تعداد کمتری از لینک‌های همزمان برای slot1P-2، P2-گره و JazzyMAC وجود دارد که درجه گره از هشت تا 10 افزایش می‌یابد.

5.4 زمان محاسبه

در حال حاضر زمان محاسبه مورد نیاز برای هر الگوریتم برای محاسبه زمان‌بندی برای توپولوژی داده شده اندازه‌گیری و مقایسه می‌شود. شکل 9 (A، B) پیکربندی شبکه یکسانی همانگونه که در بخش 5.1 و 5.3 استفاده شده است دارد.

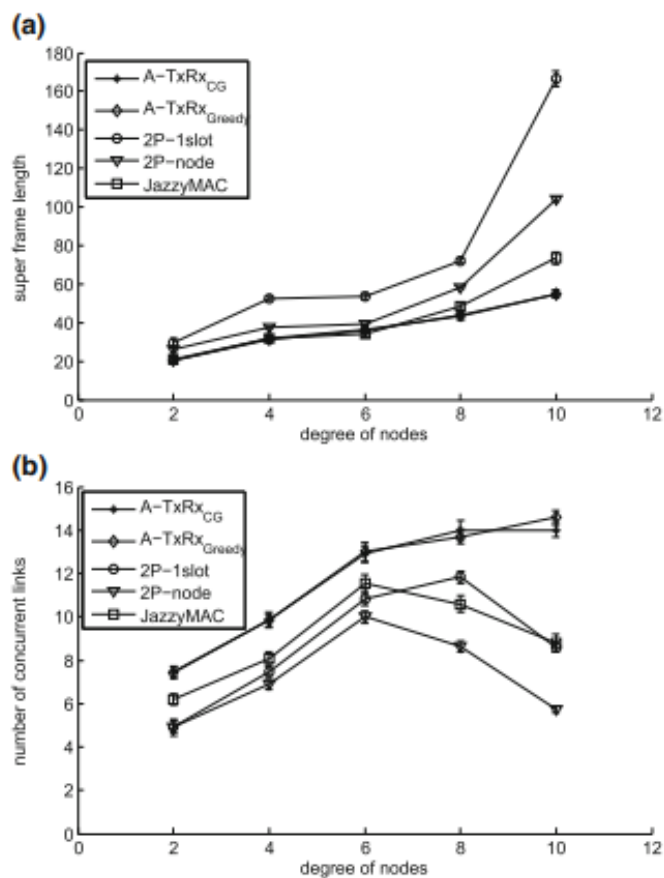


Fig. 8 Superframe length **a** and average number of active links **b** under different node degrees

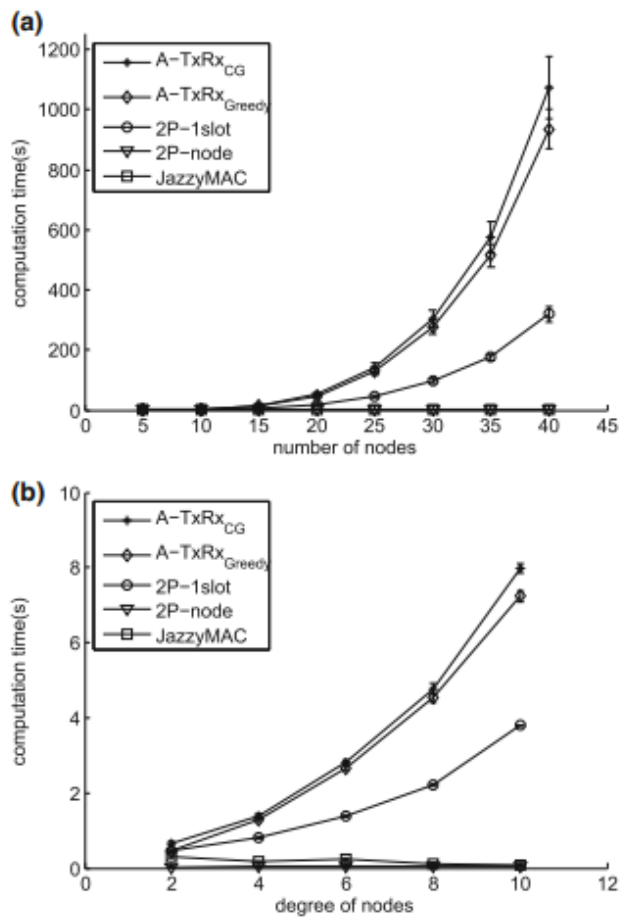


Fig. 9 Computation time under different node densities **a** and different node degrees **b**

شکل 9 (الف) زمان محاسبه هر یک از الگوریتم‌ها را تحت تعدادی گره نشان می‌دهد. توجه داشته باشید، زمان مورد نیاز برای P2-گره و JazzyMAC کمتر از 0.1 است، که بسیار کمتر از A-TxRx است. به طور خاص، زمانی که 40 گره داریم، زمان محاسبه P2 گره و JazzyMAC تنها 0.02 درصد از A-TxRx است. دلیل اصلی آن این است که P2-گره و JazzyMAC یک الگوریتم رنگ‌آمیزی گراف در توپولوژی شبکه اجرا می‌کنند، که شامل تا $|E|$ گره و $\frac{|E|(|E|+1)}{2}$ یال است. علاوه بر این، slot1P-2 دارای زمان اجرای سریع‌تری از A-TxRx است، به عنوان مثال، سه بار سریع‌تر است. دلیل این است که slot1P-2 فقط بر روی هر اسلات اجرا می‌شود. به طور خاص، پس از محاسبه فرستنده‌ها از اسلات i ، این فرستنده‌ها در اسلات $i + 1$ گیرنده می‌شوند.

شکل 9 (ب) زمان اجرا الگوریتم را با افزایش درجه گره نشان می‌دهد. ما می‌بینیم که زمان اجرا برای تمام الگوریتم‌ها با افزایش درجه گره افزایش می‌یابد. به طور خاص، بیشتر از 22 لینک با افزایش درجه گره به دو ایجاد می‌شود. جالب

توجه است که، زمان محاسبه برای A-TxRx از 1 تا 3 افزایش می‌یابد. این به خاطر تعدادی یال در گراف تداخل است، که 30 بار از 31-995 افزایش می‌یابد. بنابراین، فرآیند رنگ‌آمیزی گراف نیاز به زمان بیشتری دارد، که متحمل زمان محاسبه طولانی‌تر است.

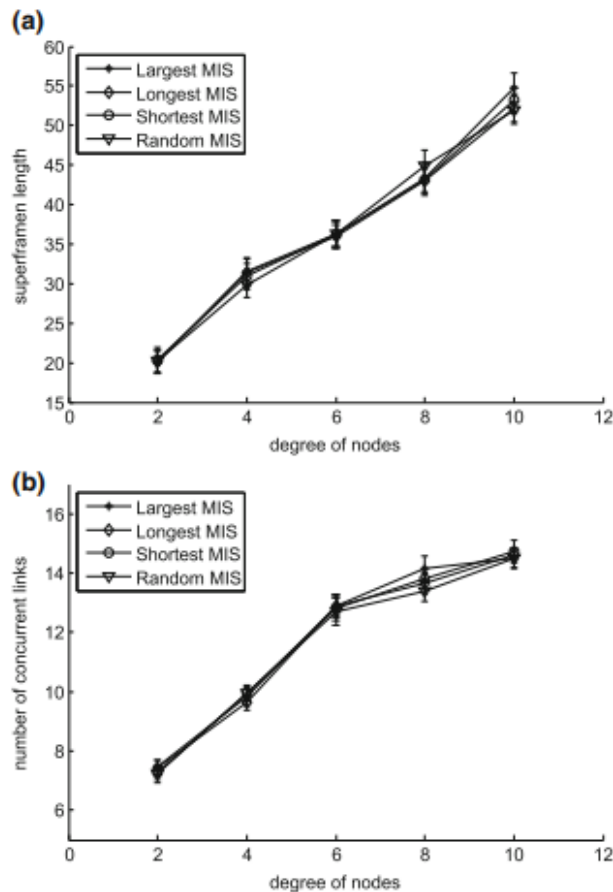


Fig. 10 Superframe length **a** and number of concurrent links **b** under different node degrees

ما دریافتیم که A-TxRxGreedy به طور متوسط 10 درصد سریعتر از A-TxRxGC است. دلیل آن این است که پیچیدگی زمانی تابع Greedy() در خط 10 و 26 از A-TxRxGreedy، نسبت به $MaxMIS()$ ، $O(|V|^2)$ است که دارای زمان اجرا $O(|V|^3)$ است.

5.5 تاثیر انتخاب MIS مختلف برای A-TxRxGC

یک سوال جالب که مطرح می‌شود این است که آیا انتخاب MIS های مختلف از A-TxRxGC تاثیری بر طول superframe و تعداد لینک‌های همزمان دارد. برای پاسخ به این سوال، طول superframe و تعداد لینک‌های همزمان را برای موارد زیر مقایسه می‌کنیم: (1) بزرگترین MIS، که بزرگترین کاردینالیتی را دارد؛ (2) طولانی‌ترین MIS، که شامل لینک با طولانی‌ترین زمان است؛ (3) کوتاه‌ترین MIS؛ و (4) MIS تصادفی.

شکل 10 طول Superframe و تعداد لینک‌های همزمان را وقتی که درجه گره‌های مختلف از 2 به 10 برای یک شبکه با 11 گره افزایش می‌یابد نشان می‌دهد. مشاهده می‌کنیم که انتخاب MIS هیچ تاثیر قابل توجهی در عملکرد A-TxRxGC ندارد. به این دلیل که A-TxRxGC بارها و بارها رنگ‌آمیزی گراف را در گراف شبکه‌ی به‌روز انجام می‌دهد. در این روش، لینک‌ها تقریباً به طور مساوی به MIS های متفاوت اختصاص داده شده‌اند. بنابراین، اختلاف بین اندازه و یا طول زمان MIS بسیار ناچیز است. بنابراین، A-TxRxGC غیرحساس به انتخاب MIS است.

6. نتیجه‌گیری

در این مقاله برنامه‌ریزی لینک در MTR WMNS مورد مطالعه قرار گرفته است به موجب آن گره توانایی ایجاد لینک‌های متعدد با هم را دارد. ما یک الگوریتم زمان‌بندی زمان به نام A-TxRx پیشنهاد می‌کنیم که تعداد انتقال همزمان در هر نقطه‌ای از زمان را برای افزایش ظرفیت شبکه و همچنین به حداقل رساندن طول superframe به حداکثر می‌رساند. A-TxRx اولین الگوریتم متمرکز است که لینک‌ها را با وزن‌های مختلف در یک توپولوژی شبکه زمان‌بندی می‌کند. برای MTR WMNS که در آن زمان برای هر لینک به‌عنوان وزن لینک داده شده است، A-TxRx لینک‌ها را هر زمان که لینک انتقال را به پایان برساند فعال می‌کند، به موجب آن لینک‌هایی را که در تداخل با انتقال‌ها نیست اضافه می‌کند. نتایج نشان می‌دهد که این قانون A-TxRx را قادر می‌سازد تا به طول superframe کمتر و ظرفیت شبکه بالاتری دست یابد. به‌طور خاص، نتایج ما نشان می‌دهد A-TxRx عملکرد برتری را با طول superframe 70٪ کوتاه‌تر و 60 درصد لینک‌های همزمان بیشتر در مقایسه با P2 و JazzyMAC دارد. به‌عنوان

کارهای آینده، قصد داریم به بررسی سناریوها هنگامی که آنتن‌های جهت کافی برای یک گره و برقراری ارتباط با تمام همسایگان وجود دارد بپردازیم. یکی دیگر از موارد امکان‌پذیر، توسعه یک الگوریتم توزیع شده منطبق بر عملکرد A-TxRx است. در نهایت، جالب خواهد بود تا کنترل پذیرش را نیز در نظر بگیریم؛ به عنوان مثال به مرجع، [22] مراجعه کنید.

References

1. Shihab, E., Cai, L., Wan, F., Gulliver, A., & Tin, N. (2008). Wireless mesh networks for in-home iptv distribution. *IEEE Network*, 22, 52–57.
2. Nandiraju, N., Nandiraju, D., Santhanam, L., He, B., Wang, J., & Agrawal, D. (2007). Wireless mesh networks: Current challenges and future directions of web-in-the-sky. *IEEE Wireless Communications*, 14, 79–89.
3. Lee, M., Zheng, J., Ko, Y.-B., & Shrestha, D. (2006). Emerging standards for wireless mesh technology. *IEEE Wireless Communications*, 13, 56–63.
4. Liu, C., Gkelias, A., Hou, Y., & Leung, K. (2009). Cross-layer design for QoS in wireless mesh networks. *Springer Wireless Personal Communications*, 51(3), 593–613.
5. Chin, K. (2008). A new link scheduling algorithm for concurrent Tx/Rx wireless mesh networks. In *IEEE ICC* (pp. 3050–3054). Beijing, China.
6. Patra, R., Nedeveschi, S., Surana, S., Sheth, A., Subramanian, L., & Brewer, E. (2007). WiLDNet: design and implementation of high performance WiFi based long distance networks. In *USENIX Symposium on Networked Systems Design & Implementation* (pp. 87–100). Cambridge, MA, USA.
7. Dutta, P., Jaiswal, S., & Rastogi, R. (2007). Routing and channel allocation in rural wireless mesh networks. In *IEEE INFOCOM* (pp. 598–606) Washington, DC, USA.
8. Wu, D., Yang, S., Bao, L., & Liu, C. (2013). Joint multi-radio multi-channel assignment, scheduling and routing in wireless mesh networks. *Springer Wireless Networks*, 20(1), 4–16.
9. Raman, B., & Chebrolu, K. (Aug. 2005). Design and evaluation of a new MAC protocol for long-distance 802.11 mesh networks. In *ACM MOBICOM*. (pp. 156–169). Cologne, Germany.
10. Chin, K., Soh, S., & Meng, C. (2010). A novel spatial TDMA scheduler for concurrent transmit/receive wireless mesh networks. In *IEEE AINA*, Perth, WA, Australia.
11. Chin, K., Soh, S., & Meng, C. (2012). Novel scheduling algorithms for concurrent transmit/receive wireless mesh networks. *Computer Networks*, 56, 1200–1214.
12. Chin, K., Soh, S., & Meng, C. (2012). A novel scheduler for concurrent Tx/Rx wireless mesh networks with weighted links. *IEEE Communications Letters*, 16(2), 246–248.
13. Dai, H., Liew, S., & Fu, L. (Oct. 2011). Link scheduling in multitransmit-receive wireless networks. In *IEEE Conference on Local Computer Networks* (pp. 199–202). Bonn, Germany.
14. Nedeveschi, S., Patra, R., Surana, S., Ratnasamy, S., Subramanian, L., & Brewer, E. (2008). An adaptive, high performance mac for long-distance multihop wireless networks. In *ACM MOBICOM*. (pp. 259–270). New York, NY, USA.
15. Sundaresan, K., Sivakumar, R., Ingram, M.-A., & Chang, T.-Y. (2004). Medium access control in ad hoc networks with mimo links: Optimization considerations and algorithms. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 3, 350–365.
16. Shepard, C., Yu, H., an dE. Li, N. A., Marzetta, T., Yang, R., & Zhong, L. (2012). Argos: Practical many-antenna base stations. In *ACM MOBICOM Istanbul*, Turkey.
17. Blcskei, H., Gesbert, D., Papadias, C. B., & v. d. Veen, A.-J. (2006). *Space-time wireless systems: From array processing to MIMO communications*. Cambridge: Cambridge University Press.

18. Mudumbai, R., Singh, S., & Madhow, U. (Apr. 2009). Medium access control for 60 GHz outdoor mesh networks with highly directional links. In 28th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM) Rio de Janeiro, Brazil.
19. Jain, K., Padhye, J., Padmanabhan, V., & Qiu, L. (2003). Impact of interference on multi-hop wireless network performance. In ACMMOBICOM (pp. 66–80). New York, NY, USA.
20. Matula, D. W., & Beck, L. L. (1983). Smallest-last ordering and clustering and graph coloring algorithms. *Journal of the ACM (JACM)*, 30, 417–427.
21. Scheinerman, E. R. (2008). *Matgraph: a MATLAB toolbox for graph theory*. Department of applied mathematics and statistics, the Johns Hopkins University, Baltimore, Maryland (pp. 1–7).
22. Liu, C., Leung, K., & Gkelias, A. (2014). A generic admission control methodology for packet networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 13, 604–617.