



ارائه شده توسط:

سایت ترجمه فا

مرجع جدیدترین مقالات ترجمه شده

از نشریات معتبر

# قرار دادن روتر قابل شارژ بر اساس کارایی و انصاف در شبکه های مش بی سیم

## سبز

### خلاصه

شبکه های مش بی سیم در حال حاضر به عنوان یک راه حل امیدوار کننده برای دسترسی به پهنای باند در حال ظهور هستند. در حالی که هزینه های بهره برداری و هزینه های عملیاتی آنها به طور قابل ملاحظه ای به دلیل مصرف برق مستمر افزایش می یابد. جایگزین این است که روترهای شبکه قابل شارژ را با استفاده از منابع انرژی تجدید پذیر جایگزین کنند. در این مقاله، مسئله قرار دادن روتر قابل شارژ برای شبکه مش خورشیدی (سبز) را بررسی می کنیم. این مشکل به عنوان بهینه سازی با هدف به حداقل رساندن تعداد روتر های مستقر شده، در حالی که برآورده شدن نیازهای QoS در پوشش بی سیم، تقاضای ترافیک، بهره وری انرژی و انصاف کاربر در نظر گرفته شده است. به طور خاص، نرخ شکست شبکه را برای ارزیابی عملکرد شبکه معرفی می کنیم و رویکرد مبتنی بر عدالت متناسب را برای انجام ارتباط سلولی بین کاربران و روترها، اتخاذ می کنیم. ابتدا دو الگوریتم ارتباط سلولی را از دو دیدگاه پیشنهاد می کنیم: الگوریتم نزدیکترین ارتباط سلولی (NCA) برای بررسی کارایی انرژی و الگوریتم ارتباطات سلولی عادلانه (PFCA) برای دستیابی به تعادل بین عملکرد شبکه و عدالت کاربر. سپس ما دو الگوریتم استقرار اکتشافی جاسازی شده با روش های ارتباطی پیشنهاد شده سلول را برای یافتن راه حل های تقریبی برای مسئله قرار دادن روتر قابل شارژ طراحی می کنیم. نتایج شبیه سازی نشان می دهد که الگوریتم پیشنهادی PFCA می تواند منافع کاربر را با افزایش جزئی هزینه های استقرار تضمین کند. علاوه بر این، در مقایسه با جایگذاری مطلوب با جستجوی جامع، ما می توانیم عملکرد خوبی را بدست آوریم با پیچیدگی محاسباتی بسیار کم.

**کلید واژه ها:** قرار دادن روتر قابل شارژ، بهره وری انرژی، انصاف کاربر، شبکه های مش بی سیم سبز

مقدمه

در سال های اخیر شبکه های بی سیم Mesh برای استفاده از توپولوژی ارزان قیمت و انعطاف پذیر برای خدمات دسترسی به پهنای باند به طور گسترده ای توسعه یافته اند. با گسترش مقیاس شبکه و افزایش تقاضای ترافیک، مصرف انرژی تامین برق برای WMN ها یک مسئله مهم می شود. برای حل مشکل افزایش مصرف انرژی، یک جایگزین این است که روترهای قابل شارژ را که می توانند انرژی های سبز مانند انرژی خورشیدی یا باد را برآورده کنند معرفی کنند. از آنجائیکه منابع انرژی روترهای قابل شارژ سازگار نیستند، اما با توجه به شرایط مختلف محیطی پویا، نحوه موثر قرار دادن روترها برای تضمین پوشش بی سیم و کیفیت خدمات شبکه (QoS) برای شبکه های سبز مشکلی روبه رو است.

مشکل مرسوم قراردادن (placement) روترها را برای ذخیره نیروی سازگار از طریق برق سیمی فرض می کند و می تواند به عنوان مشکلات بهینه سازی مختلف بر اساس اهداف و مجموعه ای از محدودیت ها صورت گیرد. بعضی از مطالعات توپولوژی هایی را بررسی می کنند که دروازه ها به طور پیشینی ثابت می شوند [1]. در حالی که دیگران برای بهینه سازی تعداد دروازه ها با توجه به یک طرح ثابت از روترهای مش تلاش می کنند [2]. این مطالعات به طور عمده بر اهداف کمینه سازی هزینه ها با توجه به محدودیت های داده شده یا بهبود عملکرد، مانند پوشش، اتصال [3]، تاخیر [4]، و بازده [2] تمرکز می کنند.

از آنجایی که تقاضای افزایش خدمات منجر به رشد قابل توجهی در مصرف انرژی شده است، تلاش های پژوهشی اخیر، مکانیزم صرفه جویی در انرژی در شبکه های بی سیم را مطالعه کرده است. در شبکه های محرک، بعضی از استراتژی های ایستگاه پایه را پیشنهاد کرده اند، یعنی، قطع کردن بعضی از ایستگاه های پایه با توجه به تغییرات ترافیک [5]. به تازگی، شبکه های مش بی سیم سبز که در آن روترها با استفاده از منابع انرژی تجدید پذیر قابل شارژ می شوند، به یک راه حل جایگزین برای صرفه جویی در انرژی تبدیل شده اند. بیشتر مطالعات قبلی مربوط به شبکه های مش بی سیم سبز بر مدیریت منابع و مسیریابی ترافیک تمرکز کرده اند تا از پایداری انرژی اطمینان حاصل شود [6,7]. با این حال، قرار دادن روتر قابل شارژ مجدد قابل حمل تحت محدودیت QoS برای WMN سبز به خوبی مورد مطالعه قرار نگرفته است.

در این مقاله، مسئله قرار دادن روتر قابل شارژ در WMN سبز بررسی شده است. نگرانی ما این است که چگونه روتر قابل شارژ به طور موثر قرار گیرد تا اطمینان حاصل شود که انرژی برداشت پویا می تواند نیاز QoS شبکه را برآورده کند، در حالی که از منصفانه بودن کاربران در یک شبکه مشبک سبز مطمئن هستیم. این یک مشکل چالش برانگیز است که قبلا مورد مطالعه قرار نگرفته است. برای روترهای قابل شارژ، منابع انرژی آنها سازگار نیستند بلکه وابسته به شرایط محیطی واقعی هستند. برخی از روترها ممکن است انرژی کافی نداشته باشند تا از کلیه مشتری های مش شده خود (MCs) پشتیبانی کنند و برخی از آنها را به طور موقت رها (drop) می کنند. اگرچه اتصال کوتاه مدت بین روترها و MC ها در شرایط واقعی قابل قبول است، اما این سوال این است که چگونه قابلیت پذیرش را تعریف می کند. در ابتدا ما یک معیار عملکرد درازمدت را معرفی می کنیم، به این معنی که نرخ شکست شبکه برای یک WMN سبز، که به عنوان نسبت قطع ها و تمام اتصالات احتمالی تعریف می شود. به جای محدوده پوشش قوی، که همه کاربران باید در هر زمان به حداقل یک روتر متصل شوند، ما ارتباط سلول را برای برآورده شدن محدودیت پوشش در نظر می گیریم تا زمانی که نرخ شکست در زیر آستانه بسیار کم قرار بگیرد. با این حال، رویداد قطع ارتباط موقت مسئله دیگر را نشان می دهد: نیازمندی نرخ شکست ممکن است با به خطر انداختن QoS یک MC مشخص، تامین شود. به طور مشخص، یک MC خاص ممکن است برای اتصال به مدت زمان طولانی با توجه به مصرف انرژی بالا خود شکست بخورد، که به طور جدی بر کیفیت تجربه کاربران تاثیر می گذارد. بنابراین، بسیار مطلوب است که یک روش ارتباطی بهبود یافته سلول را برای تقسیم کردن جریان ترافیکی بین کاربران به دست آوریم. در این مقاله، مفهوم عدالت متناسب را که معمولا برای تخصیص منابع رادیویی در شبکه های موبایل استفاده می شود [8,9] به یک الگوریتم ارتباط سلولی برای اطمینان از دسترسی عادلانه در دسترسی به ترافیک در میان کاربران قرض می دهیم (استفاده می کنیم).

در این مقاله، ما دو الگوریتم ارتباط سلولی پیشنهاد می کنیم، یعنی نزدیکترین الگوریتم سلولی (NCA) و الگوریتم ارتباط سلولی عادلانه (PFCA). اولی تمرکز بر کم کردن مصرف انرژی در هر تجمع است که ممکن است ناعادلانه در بین کاربران مختلف ایجاد شود. در حالی که بعدی رسیدن به تعادل بین عملکرد شبکه و عدالت کاربر در دریافت

جریان ترافیک را در نظر دارد. بر اساس الگوریتم حریمانه و الگوریتم شبیه سازی آنیل، ما دو الگوریتم مکان اکتشافی های جاسازی شده با روش های ارتباطی پیشنهاد شده سلول را برای یافتن راه حل های تقریبی برای مسئله قرار دادن روتر قابل شارژ طراحی می کنیم. نتایج شبیه سازی نشان می دهد که در مقایسه با قرار دادن مطلوب با جستجوی جامع، می تواند عملکرد خوبی را در هزینه پایین نسبی به دست آورد و با پیچیدگی محاسباتی بسیار کم شود. علاوه بر این، الگوریتم پیشنهادی PFCA می تواند منصفانه بودن کاربر را با افزایش کمی هزینه های قرار دادن تضمین کند. ادامه مقاله به شرح زیر تدوین شده است. ما پیکربندی سیستم و فرمول بندی را در بخش های 3 و 4 ارائه می کنیم. الگوریتم های ارتباط سلولی و الگوریتم های قرار دادن اکتشافی در بخش 5 ارائه شده است. نتایج شبیه سازی و مقایسه عملکرد در بخش های 6 و 7 داده شده است.

## 2. کارهای مرتبط

مشکل قرار دادن گره در WMN ها به حداقل رساندن هزینه های استقرار یا بهینه سازی عملکرد شبکه با تعیین مناسب تعداد و موقعیت روترها در یک مجموعه محدودیت ها است. سه نوع سناریو برای مطالعه مشکل قرار دادن گره در یک WMN معمولاً مورد توجه قرار می گیرند و مشکل قرار دادن گره در سناریوهای مختلف به ترتیب به صورت بهینه سازی های مختلف با اهداف و محدودیت های مختلف صورت می پذیرد.

TarjomeFa.Com

در توپولوژی هایی که دروازه ها از قبل ثابت شده اند و روترها مورد نیاز قرار داده می شوند، اهداف به طور موثری شامل پیشرفت های عملکردی نظیر حداکثر سازی اتصال شبکه، پوشش کاربر [3] یا به حداقل رساندن مصرف انرژی [10] و تاخیر ارتباطی [4]، و همچنین به حداقل رساندن هزینه از نظر حداقل تعداد روترهای شبکه مش [11-13] است. در [11]، نویسندگان مسئله قرار دادن مش روتر با نرخ انتقال چندگانه و دخالت کانال را بررسی می کنند. در حالی که در [12]، ژانگ و همکاران قرار دادن گره چند ردیف رله با محدودیت ظرفیت کانال را مورد بررسی قرار می دهند. نویسندگان در [13، 14]، قرار دادن حداقل گره در یک سناریوی پخش غیر متعارف را با مشخص کردن اتصال براساس کیفیت سیگنال برآورد شده در هر لینک را در نظر می گیرند. مرجع [14] به طور مشترک آدرس روتر

و کانال را تعیین می کند. همانطور که برای توپولوژی هایی که در آن یک طرح روتر از پیش تعیین شده ارائه شده است و مکان های مناسب برای قرار دادن دروازه ها انتخاب می شوند، مطالعات قبلی بر کمینه سازی هزینه های استقرار [15] یا بهینه سازی بازده شبکه تمرکز کرده اند [2]. سومین سناریو این است که موقعیت ها و انواع تمام گره های مش نامشخص است و طراحی شبکه باید از ابتدا انجام شود. در [16]، املدی و همکاران فرمول برنامه نویسی خطی عددی را برای انتخاب یک تعداد کمی از مکان ها برای قرار دادن روترها از نامزدهای خاصی ارائه دادند. علاوه بر یک مسئله ی تک هدف که در بالا مورد بحث قرار گرفته است، بخش هایی از کارهای گذشته نیز در بر گیرنده دو یا چند اهداف متناقض و بدست آوردن راه حل های نامعلومی پارتو است که به عنوان یک مسئله چند هدفه نامیده می شود [17].

اخیرا مسئله صرفه جویی در انرژی در شبکه های بی سیم بسیار مورد توجه بوده است [18]. ایستگاه پایه خواب اخیرا پیشنهاد شده است که به صورت پویا برخی از ایستگاه های پایه را با توجه به تغییرات ترافیک خاموش می کند. مرجع [19] یک مدل بهینه سازی برای انتخاب پویا از یک زیر مجموعه از روترهای مشبک را فراهم می کند تا بتواند هزینه کل را که شامل هزینه های نصب و مصرف انرژی است را به حداقل برساند. در [5]، نویسندگان پیشنهاد یک استراتژی انطباقی براساس تقاضا برای استقرار یا خاموش کردن ایستگاه های پایه به صورت پویا با توجه به تقاضای کاربر واقعی انجام می دهند.

امروزه روترهای قابل شارژ به وسیله انرژی های تجدید پذیر، یک جایگزین مقرون به صرفه برای برنامه ریزی شبکه ها ارائه می دهند و مسئله انرژی باید در WMN سبز که شامل روتر های قابل شارژ مجدد است، بازبینی شود. فرید و تود [20] مطالعه کرده اند که چگونه عمر باتری قابل شارژ را با پیکربندی مناسب پانل های خورشیدی به حداقل رسانده تا احتمال قطع شدن آن، طول بکشد. اکثر کارها بر مدیریت منابع انرژی و مسیریابی ترافیک تمرکز دارند. در [21]، یک الگوریتم مسیریابی قدرتمند با استفاده از یک متریک هزینه با توجه به انرژی تجدید پذیر ارائه می شود. در [22]، نویسندگان بر روی مورد واقع بینانه تمرکز می کنند که در آن تخمین دقیق الگوی ترافیک غیرقابل دسترسی است و یک طرح مسیریابی مستقل از الگوی ترافیک ارائه می دهد تا حداکثر بهره برداری انرژی شبکه را به حداقل

برساند. مرجع [7] یک نوع جدید از شبکه ترکیبی را که شامل روترهای انرژی الکتریکی و انرژیهای تجدید پذیر است را در نظر می گیرد و یک تخصیص نوع گره و مسیریابی را پیشنهاد می کند. مرجع [20] کاهش قابل توجهی در هزینه های راه اندازی گره نشان می دهد هنگامی که صرفه جویی در انرژی در تخصیص منابع استفاده می شود. در [23]، [24]، نویسندگان مسئله برنامه ریزی مشترک و عملیات مدیریت انرژی WMN سبز را مورد بررسی قرار می دهند و با توجه به جبران هزینه های سرمایه و هزینه های عملیاتی مرتبط با انرژی، همه آنها در نظر گرفته می شود.

برای تخصیص منابع در WMN سبز با عرضه انرژی تجدید پذیر، نویسندگان در [6,25] مدل های صف بندی روند جریان انرژی و ارائه طرح های مدیریت منابع برای توزیع ترافیک در شبکه را مشخص می کنند به طوری که انرژی برداشت می تواند عملیات شبکه را حفظ کند. در [26]، بداوی و همکاران مسئله روش شناسایی منابع و مسیریابی آگاهانه را مطالعه کردند. یک الگوریتم ژنتیک برای تخصیص منابع با کمترین هزینه در کل شبکه توسعه داده شده است و اطلاعات تاریخی خورشیدی برای موقعیت مورد نظر مورد استفاده قرار می گیرد.

مسئله انرژی در WMN های سبز به طور عمده از نظر تخصیص منابع یا مسیریابی ترافیکی است. با این حال، تعداد کمی از روتر قابل شارژ مجدد قابل رویت هستند. قرار دادن ایستگاه پایه و تخصیص قدرت مطلوب در [10] مورد بررسی قرار گرفته است، که هدف آن کم کردن مصرف انرژی برای پوشش دادن کاربران است. کار مرتبط با مشکل قرار دادن گره در WMN های سبز [27] است که هدف آن یافتن یک مجموعه بهینه از روترها است، به طوری که نیازهای QoS کاربران می تواند با انرژی برداشت شده برآورده شده و روترها بتوانند قدرت خود را در سطوح مختلف برای انتقال داده ها تنظیم کنند. الگوریتم مؤثر هیوریستیک با پیچیدگی زمانی چندجمله ای پیشنهاد شده است تا حل مسئله قرار دادن گره را بررسی کند. با این حال، کار [27] فرآیند جریان انرژی روترهای قابل شارژ را در نظر نمی گیرد، بلکه از یک مدل نرخ شارژ ساده استفاده می کند. علاوه بر این، یک قاعده قوی QoS را که همه کاربران باید در هر زمان به حداقل یک روتر متصل شوند، تحمیل می کند، که ممکن است در یک شبکه از طریق انرژی پویای سبز عملی نباشد.

مشاهده می شود که در بسیاری از کارهای گذشته یک مدل ساده شارژ انرژی شبیه به همان نوعی که در [27] استفاده می شود، به کار رفته است. با این حال، جریان انرژی ذخیره شده در یک باتری، به دلیل قابلیت شارژ محدود انرژی و محیط های مختلف شارژ، پویا است. بنابراین ضروری است که یک مدل تحلیلی دقیق برای مشخص نمودن آن به کار رود. جریان انرژی پویا در [28]، ارائه مدل برای توصیف تنوع پویا از انرژی ذخیره شده به دلیل مصرف انرژی و مصرف برداشت شده است. در [29]، سایح و همکاران در مورد تاثیر منابع مختلف انرژی از جمله انرژی باد و خورشید در عملکرد شبکه بحث می کنند.

در این مقاله، قرار دادن گره قابل شارژ با ملاحظات هر دو بهره وری انرژی و انصاف کاربر بررسی می شود. ما عدالت متناسب را برای رسیدن به یک توافق بین نفوذ شبکه و انصاف میان کاربران اتخاذ می کنیم. مفهوم عدالت متناسب به طور گسترده ای برای تخصیص منابع در شبکه های بی سیم مورد استفاده قرار می گیرد [32-9,30]. به عنوان مثال، در [31]، هان و همکاران یک طرح مبتنی بر عدالت متناسب را برای تخصیص سرعت و قدرت برای سیستم های چند منظوره OFDMA پیشنهاد می دهند. این مطالعات متفاوت است و ما تناسب عادلانه را در مرحله طراحی شبکه به منظور تخصیص انرژی های برداشت شده بین کاربران مختلف ترکیب می کنیم.

### 3. پیکربندی سیستم

## TarjomeFa.Com

### 3.1 مدل سیستم

در این مقاله، ما در نظر داریم که WMN را که شامل تنها روترهای قابل شارژ خورشیدی (MRS) است، مستقر کنیم. فرض بر این است که میدان استقرار به سلول های توری (شبکه ای) با مساحت مساوی مانند [33] تقسیم می شود و مرکز هر سلول یک مکان نامزد برای قرار دادن یک روتر قابل شارژ مجزا است. هر مسیریاب مش (MR) مستقر باید دسترسی بی سیم را برای مشتری های مش (MC)، که در نظر گرفته می شود، به طور یکنواخت در میدان استقرار توزیع کند. در هر زمان، هر MC می تواند با حداکثر یک MR ارتباط برقرار کند. در مقاله ما، MC به عنوان یک گروه از دستگاه های موبایل در برخی مکان خاص مانند یک جمعیت در یک ایستگاه اتوبوس در نظر گرفته می شود. بنابراین تقاضای ترافیک هر MC به عنوان تجمع ترافیک مورد نیاز برای یک گروه از دستگاه های موبایل به حساب می آید، به



طوری که روند کلی را می توان در یک سطح مشخص تعیین کرد. ما فرض می کنیم که تمام MC ها الگوهای تقاضای ترافیک یکسان را در هر دو لینک downlink و uplink دارند، که با این تفاوت در فواصل مختلف یک روز با توجه به مشخصات ترافیکی واقع بینانه متغیر است. هر MR مصرف انرژی تجدیدپذیر از پنل خورشیدی را برای تضمین تقاضای ترافیک MCS مرتبط می کند. و قابلیت شارژ روترهای قابل شارژ در همه MR ها یکسان است.

### 3.2 مدل جریان انرژی

برای مشخص کردن نوسان انرژی ذخیره شده در باتری، خط زمان مداوم را به شکافهای متوالی با مدت زمان مشابه تقسیم می کنیم و با  $k = 1, 2, \dots$  نشان می دهیم. ما فرض می کنیم که MR ها تقریباً برای انجام ارتباط با MCS در هر شکاف همگام هستند. فرایند شارژ و تخلیه انرژی روتر می تواند با یک مدل جریان زمانی انرژی گسسته به صورت زیر مدل شود:

$$E(k) = E(k-1) + C(k) - D(k), \quad k = 1, 2, \dots \quad (1)$$

جایی که  $E(k)$  انرژی باقی مانده از روتر پس از اسلات  $k$  است. وقتی  $k = 0$  و  $E(0)$  مقدار مشخصی از انرژی اولیه ذخیره شده در روترها را نشان می دهد.  $C(k)$  انرژی است که در شکاف  $k$ th ذخیره شده است و  $D(k)$  انرژی مصرف شده برای انتقال داده ها در هر دو خطوط Downlink و Uplink در Slot  $k$  است.

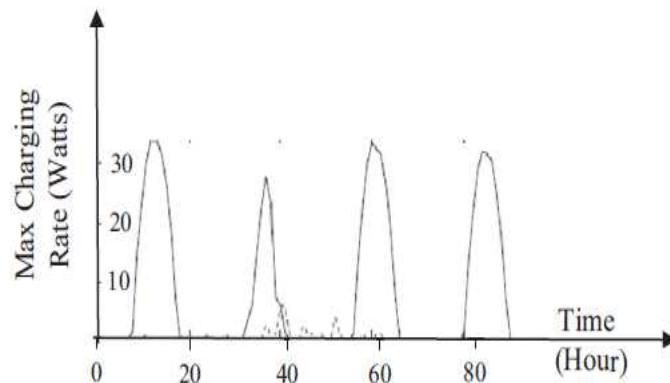
#### 3.2.1 مدل شارژر انرژی

در این مقاله، انرژی سبز، یعنی انرژی خورشیدی که از محیط طبیعی اتخاذ می کنیم. انرژی برداشت شده در زمانهای مختلف یک روز پویا و متغیر است. ما یک مدل شارژر انرژی یک روزه برای همه روترها را در نظر می گیریم، که برخی ویژگی های روزانه-دوره ای را نشان می دهد. بر اساس اندازه گیری های میدان نیروی شارژر برای 100 ساعت اول ژوئیه 1990، در شهر فونیکس [29] در شکل 1 (a) ترسیم شده است. ما یک مدل شارژر تقریبی را که در شکل 1 (b) شامل یک منحنی درجه دوم و صفر است به دست می آوریم تا انرژی برداشت شده را در روز و به ترتیب مدل کنیم. مدل شارژر به شرح زیر است:

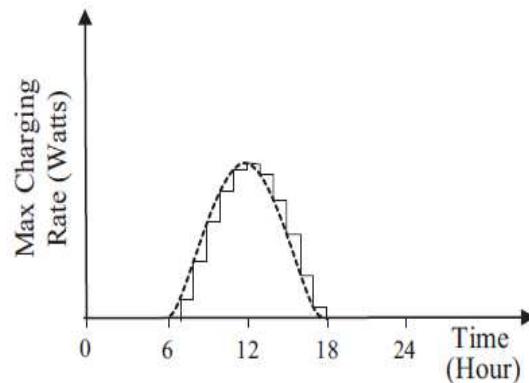
$$C(k) = C_{max} \times \left( -\frac{1}{36}k^2 + \frac{2}{3}k - 3 \right), \quad (2)$$

$$k = \text{mod}(k, 24), \quad k = 1, 2, \dots$$

جایی که  $C_{max}$  حداکثر توانایی شارژ پانل خورشیدی است. از آنجا که مدل شارژ هر روز یک روند مشابه را دنبال می کند، ما می توانیم شماره ترتیب هر شکاف زمانی  $k$  را در یک روز با توجه به  $k = \text{mod}(k, 24)$  محاسبه کنیم؛ که برای به دست آوردن باقیمانده پس از  $k$  به 24 ساعت تقسیم می شود.



شکل 1 (a) اندازه گیری انرژی خورشیدی شارژ در ژوئیه 1990 [29].



(b) یک مدل شارژ تقریبی انرژی برای یک پنل خورشیدی.

### 3.2.2 مدل تخلیه انرژی

در این مقاله، ما در نظر داریم که مصرف انرژی MR به دلیل انتقال داده ها در downlink و دریافت اطلاعات در uplink است. در ابتدا، ما دو مدل ترافیک زمان گسسته را برای downlink و uplink بر اساس اندازه گیری های میدان 400 گیگابایت داده ها در یک ارائه دهندگان دسترسی آلمان در 250 کشور در جولای 2008 ثبت کردیم [34]. شکل 2، آمار ترافیک روزانه سه برنامه اصلی و توزیع داده ها در downlink و uplink مربوط به برنامه ها را نشان می دهد. ما فرض می کنیم که تمام MC ها الگوی تقاضای ترافیک مشابه را دنبال می کنند. و ما از چهار توابع خطی برای توصیف ترافیک در اسلات های مختلف در طول روز استفاده می کنیم. الگوی ترافیک به شرح زیر است:

$$R_i^d(k) = \begin{cases} -\frac{2}{3}k + 5, & 0 \leq k < 6 \\ \frac{7}{12}k - 2.5, & 6 \leq k < 12 \\ \frac{1}{3}k + 0.5, & 12 \leq k < 18 \\ -\frac{1}{4}k + 2, & 18 \leq k < 24 \end{cases}$$

$$R_i^u(k) = \begin{cases} 1, & 0 \leq k < 6 \\ \frac{1}{12}k + 0.5, & 6 \leq k < 12 \\ 1.5, & 12 \leq k < 18 \\ -\frac{1}{12}k + 3, & 18 \leq k < 24 \end{cases} \quad (3)$$

$$k = \text{mod}(k, 24), \quad k = 1, 2, \dots$$

جایی که  $R^d(k)$  نشان دهنده تقاضای ترافیک Downlink از یک MC از اینترنت در شکاف  $k$  ام است،  $R^u(k)$  نشان دهنده ترافیک uplink به اینترنت در اسلات  $k$  ام و  $m$  متوسط نفوذ (توان عملیاتی) روزانه یک کاربر است. هنگامی که  $m$  به 0 تنظیم می شود، میانگین متوسط روزانه 5.5 مگابیت در ثانیه است.

اگر  $i$  امین MC به  $j$  امین MR در  $k$  امین شکاف (اسلات) متصل شده باشد، سپس نیاز قدرت انتقال  $p_{ij}(k)$  را می توان محاسبه کرد با استفاده از:

$$P_{ij}(k) = \frac{SNR_{ij} \times \sigma}{d_{ij}^{-\alpha}}, \quad (4)$$

and

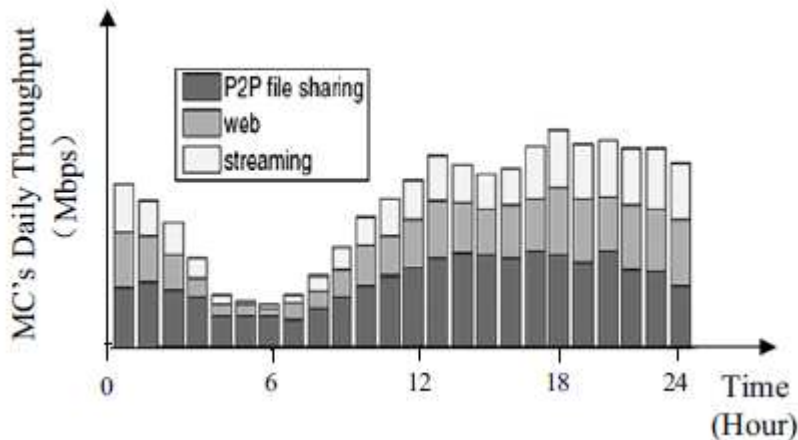
$$R_i(k) \doteq R_{ij}(k) = B \log_2(1 + SNR_{ij}), \quad (5)$$

در اینجا،  $R_{ij}(k)$  نشان دهنده نرخ داده قابل دستیابی MC است که از  $MR$   $j$  دریافت شده است، که به صورت مساوی با  $R_i(k)$  فرض می شود، ترافیک درخواست شده از  $MC$ ،  $SNR_{ij}$  نسبت سیگنال به نویز برای دستیابی به نرخ (نسبت) داده مورد نیاز مطابق معادله شانون است،  $B$  پهنای باند کانال،  $d_{ij}$  فاصله بین  $i$  امین  $MC$  و  $j$  امین  $MR$ ،  $\alpha$  ضریب از دست دادن مسیر و  $\delta$  نویز پس زمینه است.

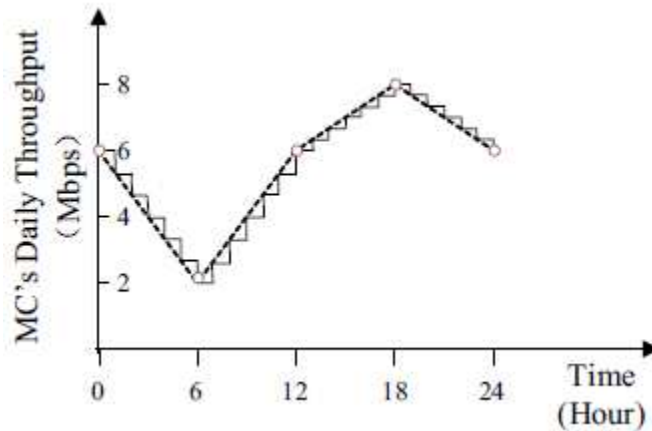
مصرف انرژی  $MR$   $j$  شامل دو قسمت برای  $downlink$  و  $uplink$  می باشد. با توجه به معادله (4)،  $P_{ij}^d(k)$  را می توان برای یک آستانه  $SNR_{ij}$  دریافت شده از (5) بدست آورد. در حالی که  $P_{ij}^u(k)$  تنها به تقاضای ترافیک  $uplink$  وابسته است  $R^u(t)$ . اجازه دهید  $D_j(k)$  کل مصرف انرژی  $MR$  را در شکاف  $k$ th نشان دهد

$$D_j(k) = \tau \times \sum_{i \in \mathcal{I}_j(k)} (P_{ij}^d(k) + P_{rx} R_i^u(k)), \quad (6)$$

جایی که  $\mathcal{I}_j(k)$  مجموعه ای از  $MC$  های مربوط به  $MR$   $j$ th در  $k$ th slot است و  $S$  طول شکاف است. ما مدل  $P_{rx}$  برای مصرف داده های واحد را برای مدل مصرف انرژی ساده تلقی می کنیم.



شکل 2: (a) داده های اندازه گیری شده از تقاضای ترافیکی روزانه مشتری [34].



(b) یک مدل تقریبی برای تقاضای ترافیک کاربر.

#### 4. فرمول بندی مسئله

هر روتور مستقر شده انرژی برداشت شده خود را مصرف می کند تا نیازمندی QoS مربوط به MR ها را در این اسلات تضمین کند. از آنجایی که انرژی خورشیدی برداشته شده یک روتر قابل شارژ متغیر است، ممکن است که انرژی باقیمانده روتر قادر به حفظ MC های قبلی خود باشد. بنابراین، در ابتدا هر یک از اسلات ها، روتر مجدداً تصمیم می گیرد که MC ها را وابسته کن، که تجمع سلولی نامیده می شود. کمبود انرژی به احتمال زیاد باعث می شود که یک MC در برخی از اسلات ها به هیچ روتر اختصاص نداشته باشد. رویدادی که یک MC به طور موقت با هر MC در یک شکاف قطع شود، یک شکست اتصال نامیده می شود. ما پیشنهاد ماتریس نرخ شکست (FR) را برای ارزیابی عملکرد شبکه ارائه می دهیم FR: به عنوان تعداد شکست های اتصال تقسیم بر تمام تلاش های اتصال در طول مدت زمان طولانی تعریف شده است. ما یاد می گیریم که MC ها به صورت تصادفی توزیع می شوند، برخی MC ممکن است دورتر از روترها باشند و انرژی بیشتری از روتر را مصرف کنند. بنابراین، برخی از MC ممکن است مشکلی همیشه قطع بودن در صورت عدم مصرف انرژی کافی برخوردار شوند. این دوباره یک مشکل عدالت را مطرح می کند، جایی که MC ها ممکن است به همان اندازه برای دسترسی به شبکه رفتار نکنند. این مسئله عدالت MC را می توان با یک الگوریتم مرتبط به سلول به درستی طراحی کرد و الگوریتم مبتنی بر عدالت متناسب را در بخش بعدی معرفی می کنیم. برای ارزیابی عدالت در میان کاربران در مورد به دست آوردن منابع شبکه، ما متریک شاخص عدالت جین [35]

را اتخاذ می کنیم که به طور گسترده ای برای اندازه گیری انصاف از طرح های تخصیص منابع استفاده می شود. این تعریف به شرح زیر است:

$$FI_{traffic} = \frac{\left(\sum_{i=1}^{|\mathcal{I}|} r_i\right)^2}{|\mathcal{I}| \times \sum_{i=1}^{|\mathcal{I}|} r_i^2} \quad (7)$$

جایی که  $|\mathcal{I}|$  تعداد کل MC ها است،  $r_i$  نشان دهنده کل واقعی ترافیک downlink از یک MC است که از اینترنت برای کل دوره عملیاتی به دست می آید، که از ترافیک Downlink Requirement  $R_i$  از MC متفاوت است. اگر همه کاربران دسترسی برابر به ترافیک اینترنت داشته باشند، ارزش FI برابر 1 است و سیستم کاملا منصفانه است. هر چه مقدار FI برابر 0 باشد، تفاوت بین کاربران در تخصیص منابع ترافیکی بیشتر است، که نشان دهنده تخصیص منابع غیرمنصفانه تر است.

هنگام طراحی یک روتر قابل شارژ سبز، هدف ما قرار دادن حداقل تعداد روترهای قابل شارژ با توجه به محدودیت های QoS مختلف است. ما بعد قرار دادن روتر را به عنوان یک مشکل بهینه سازی محدود می کنیم. اجازه بدهید S مجموعه ای از مکان های نامزد برای قرار دادن روترها را تعیین کنیم، من مجموعه ای از MC ها را نشان می دهیم، و K مجموعه ای از اسلات های زمان در کل زمان عملیاتی را نشان می دهد. هنگامی که یک MR در  $Z$  امین مکان نامزد قرار می گیرد، ما مقدار  $y_j$  را برابر با 1 قرار می دهیم. در غیر این صورت  $y_j=0$ . هدف ما حداقل رساندن تعداد کل روترهای مستقر شده است. در نتیجه، ما با ارائه راه حل های ریاضی به شرح زیر می توانیم معادله ی مسئله را به صورت زیر بدست آوریم:

به حداقل رساندن:

$$\sum_{j \in \mathcal{S}} y_j \quad (8)$$

Subject to:

$$FR \leq FR_{thres} \quad (9)$$

$$\text{Blog}_2 \left( \frac{y_j x_{ij}(k) P_{ij}^d(k) d_{ij}^{-\alpha}}{\sigma} \right) = x_{ij}(k) R_i^d(k),$$

for all  $k \in \mathcal{K}$ ,  $j \in \mathcal{S}$ ,  $i \in \mathcal{I}_j(k)$  (10)

$$D_j(k) \leq E_j(k) - E_{min}, \quad \text{for all } k \in \mathcal{K}, \quad j \in \mathcal{S} \quad (11)$$

$$y_j x_{ij}(k) P_{ij}^d(k) \leq P_{max}, \quad \text{for all } k \in \mathcal{K}, \quad j \in \mathcal{S}, \quad i \in \mathcal{I}_j(k) \quad (12)$$

$$\sum_j x_{ij}(k) \leq 1, \quad \text{for all } k \in \mathcal{K}, \quad i \in \mathcal{I} \quad (13)$$

$$x_{ij}(k), \quad y_k \in \{0, 1\}, \quad \text{for all } k \in \mathcal{K} \quad (14)$$

در اینجا،  $x_{ij}(k) = 1$ ، اگر  $i$  MC ام مشخص شود که با MR ی زام در شکاف  $k$  ام همراه باشد. در غیر این صورت  $x_{ij}(k) = 0$  است.  $E_{min}$  و  $P_{max}$  هر دو با توجه به شرایط واقع بینانه تنظیم می شوند.  $E_{min}$  نشان دهنده آستانه حداقل انرژی متعادل برای توجه به ایمنی باتری است، و  $P_{max}$  نشان دهنده حداکثر قدرت انتقال یک روتر است. فرض می شود که تمام MR ها دارای همان قدرت انتقال حداکثر هستند که محدوده انتقال حداکثر آنها را محدود می کند تا از انهدام انرژی ناعادلانه جلوگیری شود. ما بعداً به طور مختصر درباره محدودیت ها بحث خواهیم کرد.

معادله (9) تضمین می کند که نرخ شکست شبکه در کل دوره نباید بیش از آستانه داده شده  $FR$  برای پاسخگویی به الزامات پوشش باشد. نرخ شکست  $FR$  به صورت زیر محاسبه می شود:

$$FR = \frac{\sum_{k \in \mathcal{K}} \sum_{i \in \mathcal{I}} \left( 1 - \sum_{j \in \mathcal{S}} x_{ij}(k) \right)}{|\mathcal{I}| \times |\mathcal{I}|}, \quad (15)$$

جایی که  $|\mathcal{I}|$  تعداد MC ها و  $|\mathcal{K}|$  تعداد اسلات های زمان در کل دوره عملیاتی است.

معادله (10) که در هر شکاف تقاضای ترافیک یک MC متصل باید انجام شود.

معادله (11) تضمین می کند که در هر شکاف مصرف انرژی MR نباید بیشتر از انرژی موجود باشد.

معادله (12) آستانه داده شده از حداکثر قدرت انتقال را تضمین می کند، که قدرت انتقال واقعی هر روتر را محدود می کند.

معادله (13) تضمین می کند که در هر شکاف، هر MC می تواند به حداکثر یک MR دسترسی پیدا کند.

معادله (14) محدودیت می دهد که متغیرهای تصمیم می توانند تنها مقادیر باینری را بگیرند.

می توان نشان داد که قرار دادن روتر فوق یک مشکل کامل NP است.

این را می توان از طریق جستجوی جامع حل کرد، با این حال، پیچیدگی محاسبات آن به صورت نمادین با مقیاس مشکل افزایش می یابد. به طور کلی، رویکرد اکتشافی میتواند برای رسیدن به یک راه حل تقریبی استفاده شود. در بخش بعدی، ما یک راه حل بهینه را با استفاده از جستجوی جامع برای مشکلات کوچک و دو الگوریتم اکتشافی برای به دست آوردن راه حل های تقریبی برای مشکلات بزرگ پیشنهاد می کنیم.

## 5. قرار دادن روتر قابل شارژ بر اساس الگوریتم NCA و الگوریتم PFCA

در این بخش، ما دو الگوریتم ارتباط سلولی پیشنهاد می کنیم.

الگوریتم نزدیکترین وابستگی سلولی (NCA) بر کارایی سیستم بدون در نظر گرفتن عدالت بین MC ها در دسترسی به شبکه تمرکز می کند، بنابراین بیشتر الگوریتم PFCA را برای توازن بین عدالت کاربر و عملکرد سیستم معرفی می کنیم.

### 5.1 نزدیکترین الگوریتم ارتباط سلولی (NCA)

برای هر روتر، مصرف انرژی مورد نیاز به دلیل تقاضای ترافیک MC مربوط به آن و فاصله بین آنها است. از آنجا که MC ها الگوی تقاضای ترافیک یکسان دارند، ماتریس فاصله نقش اصلی را ایفا می کند. با توجه به انرژی تجدیدپذیر محدود شده، ما بر روی به حداقل رساندن فاصله بین یک روتر مستقر و یک MC اختصاص داده شده تمرکز می کنیم. ایده اصلی NCA این است که ارتباط را برای جفت روتر-کاربر با نزدیکترین فاصله و انرژی کافی انجام دهد. ما ابتدا فاصله  $d_{ij}$  بین  $i$  امین MC و  $j$  امین MR را محاسبه می کنیم،  $i = 1, \dots, l_0$  و  $j = 1, \dots, S_0$ ، جایی که  $l_0 =$



$|S|$  تعداد کل MC ها را نشان می دهد و  $S_0 = |S|$  تعداد کل مکان های کاندید است. ما آنها را در ماتریس فاصله  $D_{10 \times S_0}$  ذخیره می کنیم. توجه داشته باشید که  $D$  تنها باید یکبار محاسبه شود. برای یک استقرار مشخص  $MRS_{N_0}$ ، عناصر  $\{d_{ij}\}$  را انتخاب می کنیم در ستون  $j$ th مربوط به  $N_0$  مکان های نامزد مستقر شده، و یک ماتریس فاصله جدید  $D_{10 \times N_0}$  را تشکیل می دهد. اجازه می دهیم  $\min(D)$  تابعی را نشان دهد که کمترین عنصر را در ماتریس  $D$  باز می گرداند.

در هر مرحله از NCA، ابتدا کمترین فاصله را در  $D$  پیدا می کنیم، مثلاً می گویند  $d_{mn} = \min(D_{10 \times N_0})$  که فاصله بین  $m$  امین MC و  $n$  امین MR را نشان می دهد. سپس  $n$  انرژی مورد نیاز را برای تضمین نیاز QoS برای  $m$  MC مطابق با زیر محاسبه می کند:

$$e_{mn}(k) = \tau \times (P_{mn}(k) + P_{rx}R_m^u(k)) \quad (16)$$

جایی که قدرت انتقال بر اساس معادله (4) زیر محاسبه می شود. اگر هر دو (i) انرژی باقی مانده  $E_n(k) - E_{min} \geq e_{mn}$  و (ii) قدرت انتقال  $P_{mn}(k) \leq P_{max}$  تامین شوند، سپس  $m$  امین MC به  $n$  امین MR متصل می شود، و  $m$  امین ردیف  $D$  به null تنظیم می شوند به طوری که  $m$  MC دیگر برای گام بعدی در نظر گرفته نمی شود. اگر یکی از دو تا (i) یا (ii) نتوانند تامین شوند،  $m$  امین MC نمیتواند به  $n$  امین MR اختصاص داده شود و عنصر  $d_{mn}$  به null تنظیم می شود.

فرایند فوق متوقف می شود، اگر تمام MC ها به برخی از MR ها اختصاص داده شوند یا تمام MR ها حداقل حد مجاز انرژی خود را به دست آوردند. توجه داشته باشید که پس از پایان NCA، ممکن است برخی از MC ها هنوز به هیچ MR اختصاص داده نشده و باعث شکست برخی از اتصالات شود. در اسلات  $k$ th، شبه کد از الگوریتم NCA در NCA نشان داده شده است. پس از انجام الگوریتم NCA، ما می توانیم تعداد MR های متصل شده را در یک اسلات، مانند counter، به دست آوریم. سپس برای مدت زمان طولانی، ما می توانیم به راحتی نرخ شکست برای این استقرار را محاسبه کنیم.

پیچیدگی محاسباتی  $\min(D)$  به صورت  $Q$  فرض می شود که  $l_0 * S_0$  در بدترین حالت است. برای هر  $MC$ ، الگوریتم  $NCA$  تلاش می کند تا آن را برای هر  $MR$  اختصاص دهد و  $MR$  مرتبط را در بدترین حالت تعیین می کند. بنابراین بدترین حالت پیچیدگی زمان الگوریتم  $O(l_0 * N_0 * Q)$  است برای یک استقرار داده شده از  $l_0$   $MCS$  و  $N_0$   $MRS$ .

$NCA$ : نزدیکترین انجمن سلولی

خروجی: مرتبط با  $MR$  مجموعه  $S_n$

```

(01) Set  $S_n = \emptyset, n = 1, 2, \dots, N_0$ 
(02) Set  $counter = 0; finished = false$ 
(03) while not finished
(04)    $d_{mn} = \min(D)$ 
(05)   Compute  $P_{mn}$  and  $e_{mn}$ 
(06)   if  $P_{mn} \leq P_{max}$  and  $E_n - E_{min} \geq e_{mn}$ 
(07)      $S_n = S_n + \{m\}, E_n = E_n - e_{mn}$ 
(08)      $counter = counter + 1$ 
(09)      $d_{mn} = null$ , for all  $n = 1, 2, \dots, N_0$ 
(10)   else
(11)      $d_{mn} = null$ 
(12)   endif
(13)   if  $counter = M$  or  $D = NULL$ 
(14)      $finished = true;$ 
(15)   endif
(16) endwhile

```

## 5.2 الگوریتم ارتباط سلولی مبتنی بر عدالت متناسب (PFCA)

الگوریتم  $NCA$  بالا از دیدگاه کارایی انرژی است، جایی که  $MC$  ها به  $MR$  ها نزدیک تر از همیشه انتخاب می شوند. این امر می تواند موجب شود که برخی از  $MC$  ها برای دسترسی به شبکه برای مدت طولانی گرسنگی داشته باشند. برای حل این مشکل دسترسی ناعادلانه، الگوریتم ارتباط سلولی مبتنی بر عدالت متناسب (PFCA) را با اتخاذ فاکتور  $PF$  برای هر  $MR$  [36] طراحی می کنیم. فاکتور  $PF$  به عنوان میزان داده قابل دسترسی لحظه ای از یک کاربر تقسیم

بر میانگین داده های اختصاص داده شده در طول یک دوره قبلی مشخص تعریف می شود:

$$PF_m(k) = \frac{R_m(k)}{R_m(t-1)} = \frac{R_m(t)}{\sum_{t \in T} R_m(k)/(k-1)}, \quad (17)$$

جایی که  $R_m(k)$  نرخ (میزان) داده مورد نیاز  $m$  MC در اسلات  $k$  است،  $R_m(k-1)$  میانگین میزان داده کاربر  $m$  بدست آمده در طول آخرین  $k-1$  اسلات ها است.

ایده اصلی PFCA این است که اتصال MR-MC را با کمترین مصرف انرژی برای MC که حداکثر مقدار PF در هر شکاف است، انتخاب کند. ابتدا شاخص PF را برای همه MC ها در شکاف فعلی  $k$  مطابق با معادله (17) محاسبه می کنیم و آنها را در یک ماتریس شاخص PF ذخیره می کنیم  $D_{PF}$ . در هر مرحله، MC را با حداکثر مقدار PF،  $PF_m$   $\max(D_{PF}) =$  پیدا می کنیم، مثلاً می گویند  $m$  MC.  $\max(D)$  تابعی را نشان می دهد که حداکثر عنصر یک ماتریس را باز می گرداند. سپس یک MR مناسب برای این MC پیدا می کنیم و این روند مشابه الگوریتم NCA است.

با توجه به طرح استقرار روترهای  $N_0$ ، ابتدا انرژی مورد نیاز  $m$  امین MC را از  $n$  امین MR با توجه به معادله (16) محاسبه می کنیم. اگر هر دو (i) انرژی باقی مانده  $e_{mn} = E_n(k) - E_{min}$  و (ii) قدرت انتقال  $P_{mn}(k) \leq P_{max}$  تامین شوند، سپس این MR  $n$  نامزد است. ما ID، MR های نامزد و مصرف انرژی مربوطه  $e_{mn}(t)$  را به ترتیب در بردار ID،  $J_m$  و بردار انرژی  $D_e$  ذخیره می کنیم. سپس MR را با حداقل انرژی مصرفی  $e_{mn}(t) = \min(D_e)$  انتخاب می کنیم، یعنی MR  $n$  برای  $m$  امین MC برای اتصال. و MR انرژی پایدار خود را بر این اساس تغییر می دهد. علاوه بر این، مقدار PF  $m$  امین MC در  $D_{PF}$  به مقدار خالی تنظیم می شود که نشان می دهد که دیگر برای ترکیب های بعدی در نظر گرفته نمی شود. اگر هیچ MR قابل دسترس در انرژی کافی نباشد، مقدار PF  $m$  امین MC در ماتریس  $D_{PF}$  به مقدار null تنظیم می شود. شرط پایان دادن همان الگوریتم NCA است و همچنین ممکن است شکست اتصالات رخ دهد. در اسلات  $k$ th، شبه کدها از الگوریتم PFCA در PFCA نشان داده شده است.

پیچیدگی محاسباتی  $\max(D)$  به صورت  $Q$  فرض می شود که در بدترین حالت  $S_0 * I_0$  است. ما ابتدا به جستجو برای  $I_0$  MCs جهت پیدا کردن یک با حداکثر مقدار PF نیاز داریم سپس اتصال با کمترین مصرف انرژی را انتخاب

می کنیم که  $N_0$  در بدترین حالت است. بنابراین بدترین حالت پیچیدگی زمان الگوریتم PFCA،  $O(I_0 * N_0 * Q)$  است برای یک استقرار داده شده از  $I_0$  MCS و  $N_0$  MRS.

انجمن سلولی عادلانه متناسب: PFCA:

خروجی: مرتبط با MR مجموعه  $S_n$

```

(01) Set  $S_n = \emptyset, D_{PF} = \emptyset, D_e = \emptyset, \mathcal{J}_m = \emptyset,$ 
       $n = 1, 2, \dots, N_0$ 
(02) Set counter = 0; finished = false
(03) for each  $i \in \mathcal{I}_0$ 
(04)   Compute  $PF_i$ 
(05)    $D_{PF} = D_{PF} + \{PF_i\}$ 
(06)   endfor
(07) while not finished
(08)    $PF_m = \max(D_{PF})$ 
(09)   Obtain the ID  $m$  of MR with  $PF_m$ 
(10)   Compute  $P_{mj}$  and  $e_{mj}$ 
(11)   if  $P_{mj} \leq P_{max}$  and  $E_n - E_{min} \geq e_{mn}$ 
(12)      $\mathcal{J}_m = \mathcal{J}_m + \{j\}, D_e = D_e + \{e_{mj}\}$ 
(13)   endif
(14)   endfor
(15) if  $\mathcal{J}_m = 0$ ;
(16)    $PF_m = null$ 
(17) else
(18)    $e_{mn}(k) = \min(D_e)$ 
(19)    $S_n = S_n + \{m\}, E_n = E_n - e_{mn}$ 
(20)   counter = counter + 1
(21)   endif
(22)   if counter =  $I_0$  or  $D_{PF} = NULL$ 
(23)     finished = true;
(24)   endif
(25) endwhile

```

### 5.3. مکان یابی مبتنی بر جستجوی دقیق (ESP)

بر اساس الگوریتم ارتباط سلولی، ما می توانیم جستجو جامع را برای به دست آوردن راه حل بهینه با جستجوی تمام طرح های ممکن اتخاذ کنیم. با توجه به سناریوی مکان های کاندید  $S_0$ ، ما می توانیم  $2^{S_0}$  طرح های امکان پذیر داشته باشیم. بگذارید  $L_1$  و  $L_1 = 1, 2, \dots, 2^{S_0}$  این مکان های ممکن را نشان دهد و  $|L_1|$  تعداد MR های مورد استفاده در

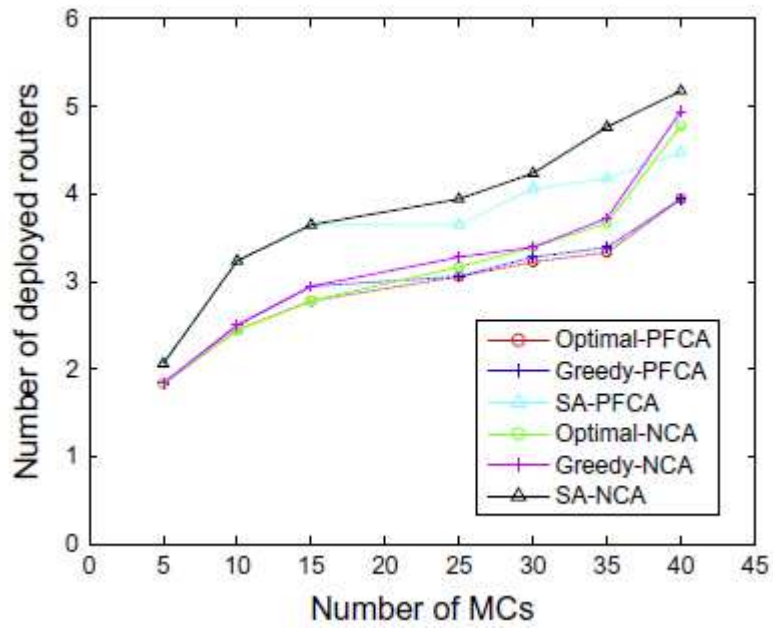
استقرار  $L$  را نشان دهد. برای راه اندازی روترهای  $N_0$ ، ما می توانیم نرخ شکست شبکه را با تکرار الگوریتم ارتباط سلولی در یک فاصله زمانی طولانی محاسبه کنیم. سپس در میان تمام این استقرارهای ممکن، یکی با حداقل تعداد روترها و میزان شکست کمتر از حد آستانه، به عنوان راه حل بهینه انتخاب شده است.

از آنجا که ما نیاز به جستجو برای  $2^{S_0}$  طرح های احتمالی و محاسبه نرخ شکست برای هر استقرار  $MRS |L|$ ، بدترین حالت زمان پیچیدگی جستجوی جامع  $O(I_0 * N_0 * Q * 2^{S_0})$  است. توجه داشته باشید که پیچیدگی محاسبات آن از لحاظ مکان نامزد قابل دسترس است.

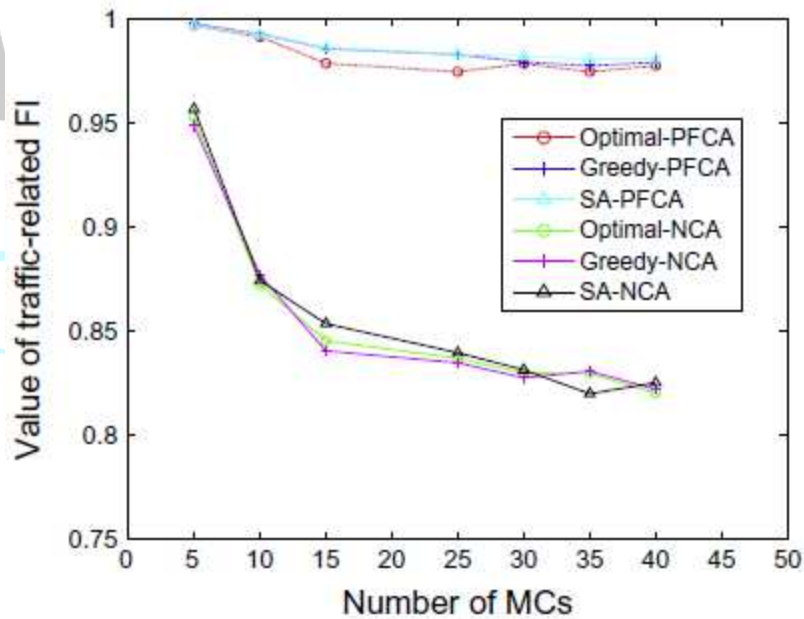
#### 5.4 جایگزینی مبتنی بر جستجوی حریص (GSP)

اگر چه ESP می تواند استقرار بهینه را پیدا کند، هزینه محاسبات زمانی که مکان های نامزد افزایش می یابد، بسیار هنگفت می شود. ما بعداً یک الگوریتم اکتشافی را بر اساس جستجوی حریص پیشنهاد می کنیم. ایده اصلی الگوریتم جایگزینی مبتنی بر جستجوی حریص (GSP) این است که یک روتر را در هر مرحله در یک مکان نامزد قرار دهیم تا نرخ شکست در قرار دادن جدید به حداقل برسد. در ابتدا هیچ روتری قرار نمی گیرد. سپس یک روتر را در یک مکان نامزد قرار می دهیم و نرخ شکست آن را محاسبه می کنیم. محل نامزدی با حداقل نرخ شکست، انتخاب شده است. سپس ما به مرحله بعدی حرکت می کنیم و یک روتر دیگر را در یکی از مکان های نامزد خالی قرار می دهیم تا میزان شکست را به حداقل برسانیم. فرآیند الگوریتم حریص، اگر نرخ شکست روترهای مستقر کمتر از آستانه باشد، متوقف می شود.

در الگوریتم جایگزینی مبتنی بر جستجوی حریص (GSP) ما نیاز داریم به  $O((S_0 + 1) * S_0/2)$  برای جستجوی تمامی طرح های ممکن برای یافتن طرح نهایی در بدترین حالت. و در هر برنامه ی استقرار، تعداد روترهای مستقر تغییر می کند و زمان محاسبه ی تغییرات نرخ شکست به ترتیب تغییر می کند. بنابراین پیچیدگی زمان کلی  $O(T_0 * I_0 * Q * (S_0 + 2(S_0 - 1) + 3(S_0 - 2) + \dots + S_0))$ ، یعنی  $O(T_0 * I_0 * Q * S_0^3)$ ، که بسیار پایین تر از الگوریتم بهینه است.



شکل 3. مقایسه عملکرد روی تعداد روترها برای تعداد مختلف MC ها



شکل 4. مقایسه عملکرد عدالت شبکه برای تعداد مختلف MCs.

## 5.5 جایگزینی مبتنی بر آنیل شبیه سازی شده (SAP)

یکی از ضعف های الگوریتم حریصانه این است که به راحتی در راه حل بهینه سازی محلی اجرا می شود، بنابراین ما بعداً یک الگوریتم اکتشافی را با استفاده از شبیه سازی آنیل برای دستیابی به بهینه سازی کلی از طریق جستجو تصادفی پیشنهاد می کنیم.

ایده اصلی الگوریتم جایگزینی شبیه سازی مبتنی بر آنیلینگ (SAP) این است که یک روتر را در هر مرحله حذف کنیم، شروع از یک استقرار کامل، تا زمانی که میزان شکست از آستانه تجاوز کند. در ابتدا روترها در همه مکانهای نامزد قرار می گیرند و FR به عنوان مقدار اولیه تابع  $F(P_0)$  محاسبه می شود. سپس تعداد روترها را به صورت یکسانی کاهش می دهیم. در هر مرحله، SA، مکان های مختلف را با همان تعداد روترها در نظر می گیرد. هنگامی که یک مکان جدید قرار داده می شود، FR آن را به عنوان مقدار تابع جدید  $F(P_1)$  با توجه به معادله (15) بدست می آوریم. سپس SA احتمالاً بین تغییر محل اولیه  $P_0$  و قرار دادن  $P_1$  یا قرار دادن در محل اولیه  $P_0$  تصمیم می گیرد. فرایند انتخاب تا زمانی که مقدار تابع به حالت پایدار می رسد یا زمانی که یک تعداد مشخصی از تکرارها انجام می شود، تکرار می شود.

در SAP، قرار دادن به عنوان راه حل فعلی جدید پذیرفته می شود، اگر  $\delta \leq 0$  نگه داشته شود، جایی که  $\delta = F(P_1) - F(P_0)$ . برای اینکه امکان فرار از یک بهینه محلی فراهم شود، حرکتی که باعث افزایش ارزش تابع میشوند با احتمال کاهش  $\exp(-\delta/t)$  پذیرفته میشوند، اگر  $\delta > 0$ ، جایی که  $t$  پارامتر به نام "temperature" است، و مقدار کاهش آن کنترل می شود با برنامه خنک کننده  $t = \omega * t$ .

در الگوریتم شبیه سازی جایگزینی مبتنی بر آنیل (SAP)، در بیشتر اجراهای  $S_0$  نیاز دارد که روترها را یک به یک کنار گذاشت. همانطور که تعداد تکرارها داده شده است و FR برای یک استقرار داده شده در هر تکرار محاسبه می شود، بدترین حالت پیچیدگی زمان SAP،  $O(T_0 * Q * IL * OL * S_0^2)$  است که IL و OL نشان دهنده تعداد تکرار در حلقه داخلی و خارجی است. الگوریتم SAP می تواند کارآمد تر از الگوریتم بهینه با تنظیمات پارامتر مناسب باشد.

## 6. نتایج شبیه سازی

ما یک مدل شبیه سازی را برای بررسی الگوریتم های پیشنهادی با استفاده از MATLAB راه اندازی کردیم. این مدل بر اساس یک میدان مستطیلی با اندازه  $160*120$  مترمربع است که در آن تعدادی از مشتریان مش یکنواخت توزیع می شوند. این میدان به طور مساوی به چند سلول شبکه ای با مساحت برابر تقسیم می شود و مراکز سلول های شبکه جایگاه های مناسب برای قرار دادن روتر ها را دارند. در شبیه سازی های ما، تمام روترها از یک مدل شارژ انرژی مشابه استفاده می کنند و تمام MC ها الگوی تقاضای ترافیک مشابهی دارند. پهنای باند 40 مگاهرتز است. رد شدن از مسیر ضریب  $a$  برابر 4 است و نویز پس زمینه 20 dBm است. دوره عملیاتی ما به عنوان یک ماه تعیین شده است که به 720 اسلات متوالی تقسیم می شود که هر بار با مدت زمان یک ساعت، آستانه نرخ شکست به عنوان 0.05 تعیین می شود. ما هر آزمایش شبیه سازی را 20 بار با قرار دادن در مکان های تصادفی مختلف تکرار می کنیم تا مقادیر میانگین برای ارزیابی عملکرد بدست آوریم. با استفاده از دو الگوریتم سلولی با سه الگوریتم اکتشافی، ما می توانیم 6 طرح جابجایی برای مشکل قرار دادن روتر را بدست آوریم: ESP-NCA، ESP-PFCA، GSP-NCA، GSP-PFCA، SAPNCA و SAP-PFCA.

اولاً، عملکرد الگوریتم های پیشنهادی را با راه حل بهینه ای که توسط الگوریتم ESP بر روی تعداد روتر ها و مقدار شاخص عدالت Filtraffic حاصل می شود، مقایسه می کنیم. با توجه به محدودیت پیچیدگی محاسبات، ما یک فیلد با گرید  $3*2$  در نظر می گیریم. یعنی 6 مکان نامزد. حداکثر توان شارژ یک روتر قابل شارژ 100 مگاوات تنظیم می شود و میانگین تقاضای روزانه یک MC 5.5 مگابیت بر ثانیه است. ما می توانیم از شکل 3 مشاهده کنیم که میانگین تعداد روتر های مستقر با تعداد MC ها افزایش می یابد. برای عملکرد عادلانه در دسترسی به ترافیک، شکل 4 یک روند کاهش در برابر تعداد کاربران را نشان می دهد. شاخص های عدالت طرح ها با الگوریتم های PFCA همیشه به 1 نزدیک می شوند، که البته بهتر از طرح هایی با الگوریتم NCA است. و عملکرد دو الگوریتم پیشنهادی ما نزدیک به راه حل مناسب بهینه است.

برای تأیید امکان الگوریتم های پیشنهادی کلاسیک نزدیک به مطلوب، ما همچنین دو راه دیگر برای قرار دادن راه حل های مکرر استفاده می کنیم: قرار دادن تصادفی و قرار دادن یکنواخت. ایده اصلی طرح قرار دادن تصادفی، این است



که به صورت تصادفی تعدادی از روترها را در هر مرحله از سناریو که هیچ روتر در آن مستقر نشده است قرار داده و تعداد تلاش‌ها در هر مرحله محدود است و در شبیه‌سازی ما به عنوان 10 تعیین شده است. هنگامی که یک طرح تصادفی نمی‌تواند نرخ شکست و محدودیت QoS را برآورده کند، ما با اضافه کردن یک روتر دیگر برای قرار دادن تصادفی به مرحله بعدی حرکت می‌کنیم. در غیر این صورت، طرح جاری فعلی به عنوان راه حل نهایی انتخاب شده است. با توجه به جایگذاری یکنواخت، تعداد مختلف روترهای مستقر شده از پیش تعیین شده برای طرح بندی یکسان استفاده می‌شود. در شرایط اولیه که در آن یک روتر قرار داده می‌شود، محل به عنوان مرکز منطقه جابجایی داده می‌شود. اگر طرح جابجایی نمیتواند نیازهای QoS و محدودیت میزان شکست را برآورده کند، ما با اضافه کردن روترها به یک مرحله به مراحل بعدی حرکت میکنیم. و مکان‌های بعدی نیز به صورت یکنواخت در زمینه آزمایش توزیع می‌شوند. با ترکیب دو الگوریتم ارتباط سلولی با الگوریتم‌های مورد بحث در بالا، می‌توانیم پنج طرح رولر روتر برای الگوریتم مشابه سلولی (ESP): (SAP, GSP, PFCA / NCA). الگوریتم‌های یکپارچه و تصادفی ردگیری را بدست آوریم. ما می‌توانیم از شکل‌های 5 و 6 نتیجه بگیریم که بدون توجه به الگوریتم ارتباط سلولی تعبیه شده، عملکرد برنامه‌های جایگذاری بر اساس حریصانه همیشه بهتر از سایر الگوریتم‌های نزدیک بهینه از جمله الگوریتم شبیه‌سازی آنیل، تصادفی و همچنین الگوریتم‌های توزیع یکنواخت است که انتخاب مناسب جایگاه حریصانه را نشان می‌دهد.

در ادامه به بررسی تاثیر پارامترهای مختلف سیستم بر الگوریتم‌های پیشنهادی ما می‌پردازیم. با تغییر ارزش پارامترهای سیستم مانند میانگین روزانه ترافیک تقاضای MC ها، حداکثر قابلیت شارژ روترها و تعداد مکان‌های کاندید، ما می‌توانیم قانون تغییر عملکرد بر تعداد روترهای مستقر شده و شاخص عدالت را پیدا کنیم. تعداد MC ها در این زمینه 20 برابر است.

ما یک منطقه با  $3*4$  مکان کاندید ثابت برای تاثیر بر عملکرد روزانه میانگین تقاضای ترافیک و حداکثر قابلیت شارژ را در نظر می‌گیریم. از شکل 7 مشاهده شده است که روترهای بیشتری با افزایش تقاضای ترافیک مورد نیاز است. در حالی که در شکل 9، کاهش چشمگیر نشان داده شده است، حداکثر قابلیت شارژ افزایش می‌یابد. دلیل آن این است که یک روتر قابل شارژ می‌تواند برای حمایت از MC های بیشتر با قابلیت شارژ بالاتر پشتیبانی کند. علاوه بر این، ما

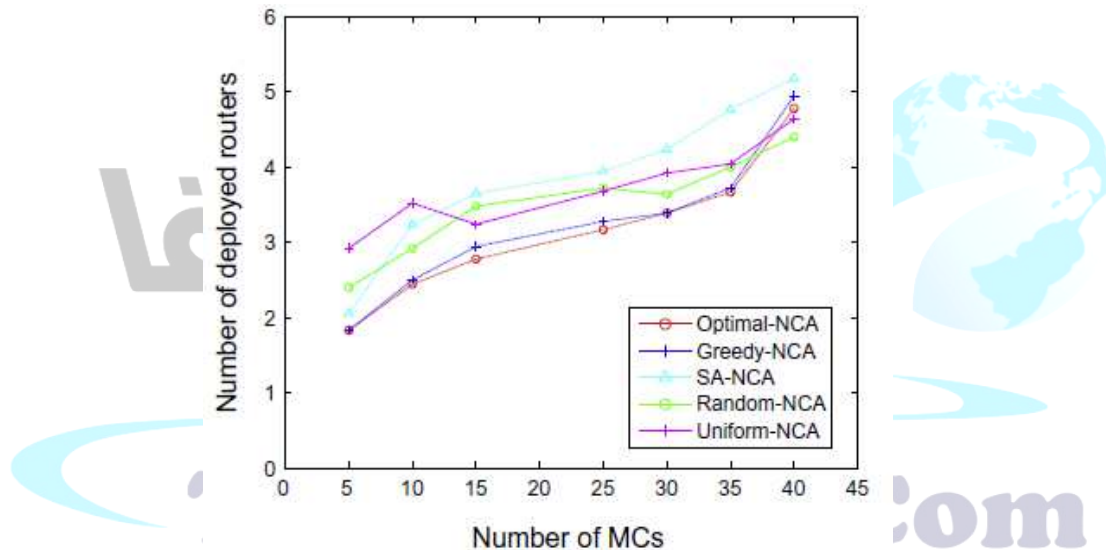
دو یافته داریم: (1) برای طرح هایی با همان الگوریتم های ارتباط سلولی، GSP همیشه از SAP برتر است. (2) برای طرح های مشابه با الگوریتم های مختلف سلولی PFCA و NCA، الگوریتم NCA عملکرد بهتر را بدون در نظر گرفتن عدالت نشان می دهد.

نتیجه اول می تواند به خواص ذاتی دو الگوریتم در راه رسیدن به یک راه حل تقریبی نسبت داده شود: الگوریتم حریصانه از طرح استقرار با حداقل تعداد روترها شروع می شود؛ در حالی که الگوریتم شبیه سازی شده آن را مخالفت می کنند. نتیجه دوم می تواند توسط عملکرد عدالت ترافیکی که در شکل ها نشان داده شده است، تأیید شود. در 8 و 10 می توانیم ببینیم که طرح هایی با PFCA تقریباً بهترین عدالت را نشان می دهند از آنجا که مقدار  $F_{traffic}$  آنها نزدیک به 1 است. عملکرد الگوریتم NCA بدیهی است که پایین تر است، که بهبود در تعداد الگوریتم های NCA روترها در هزینه عدالت ترافیکی میان MCها را نشان می دهد.

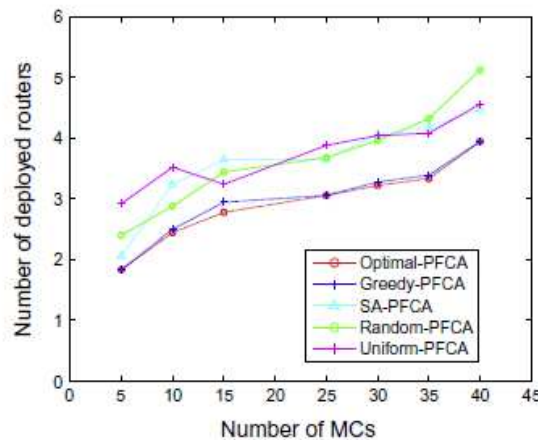
در آزمایشات بالا، مدل های شارژ ما پذیرفته شده در پهنای زمان های مختلف پویا هستند، در حالی که یک مدل شارژ ساده در اغلب کارهای مرتبط دیگر استفاده می شود. از این رو، با تغییر مدل شارژ مسطح برای مقایسه اثر بر عملکرد شبکه مدل های شارژ مختلف، ما آزمایش های تغییر حداکثر قابلیت شارژ را تغییر می دهیم. در مدل شارژ ساده نرخ قدرت شارژ به عنوان ثابت در نظر گرفته شده است که در محدوده روزانه از ساعت 6 صبح تا 18:00 در حالی که صفر در شب است. برای اطمینان از اینکه کل انرژی شارژ بدون تغییر است، پوشش به عنوان نسبت بین انرژی خورشیدی جمع آوری شده در مدل شارژ پویا و دوره شارژ روزانه محاسبه می شود.

برای طرح های قرار دادن با همان الگوریتم ارتباط سلولی (NCA / PFCA)، ما نتایج مدل شارژ مسطح با مدل شارژ پویا را برای بررسی تاثیر روی تعداد روترهای مستقر شده از مدل های شارژ مختلف مقایسه می کنیم. و نتایج در شکل های 11 و 12 نشان داده شده است. ما می توانیم ببینیم که برای الگوریتم های مختلف سلول های ارتباطی، طرح های قرار دادن با مدل شارژ پویا، هرگز با مدل های شارژ مسطح، بدون در نظر گرفتن الگوریتم های متداول اتصال، بهتر از آن هستند. این نشان می دهد که نتایج به دست آمده از طریق مدل شارژ پویا می تواند مرحله برنامه ریزی شبکه را در شرایط عملی بهتر هدایت کند.

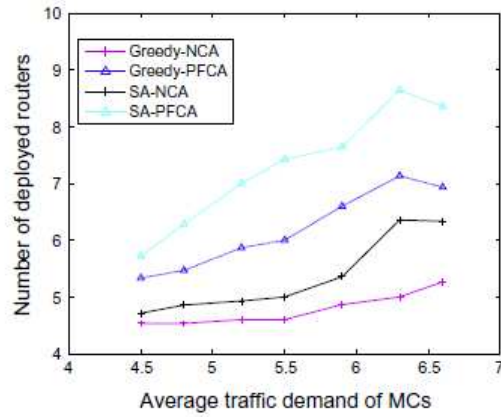
قابلیت شارژ روتر قابل شارژ 100 مگاوات است. شکل 13، میانگین تعداد روترهای مورد نیاز را در برابر مکان های نامزد موجود قرار می دهد. دیده می شود که تعداد مورد نیاز روترها با افزایش تعداد کاندیداها کاهش می یابد. این نشان می دهد که انتخابات بیشتری از سیستم، بهتر از طرح عمومی کلی است. برای تعداد بیشتری از مکان های نامزد، الگوریتم جستجو جامع نیاز به یک زمان محاسبه غلط برای به دست آوردن نتیجه دارد. در حالی که الگوریتم پیشنهادی حریصانه ما قادر به یافتن راه حلی مناسب می باشد. به همین ترتیب، طرح های قرار دادن با الگوریتم NCA، که الگوریتم PFCA را بر تعداد روترهای مستقر کرده اند، در هزینه عدالت ترافیک، که در شکل 14 نشان داده شده است، بهتر می کند.



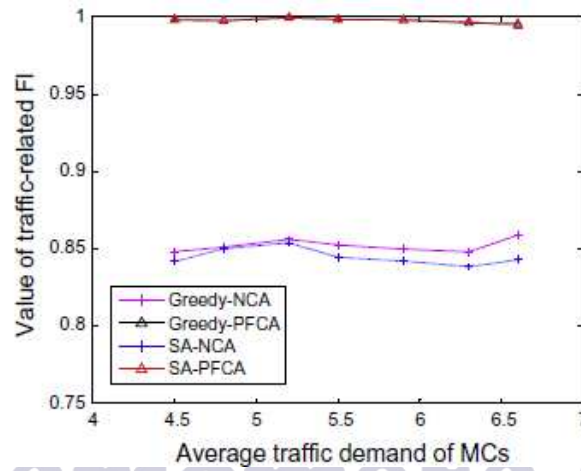
شکل 5: تاثیر بر تعداد روترها در برابر تعداد MCs برای الگوریتم NCA.



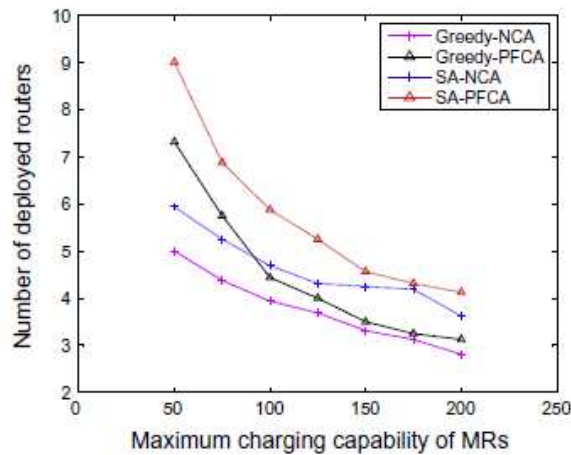
شکل 6: تاثیر بر تعداد روترها در برابر تعداد MCs برای الگوریتم PFCA.



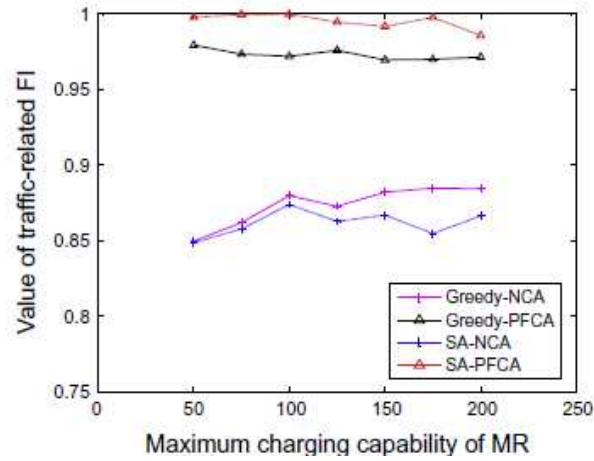
شکل 7. تاثیر بر روی تعداد روترها برای میانگین روزانه ترافیک تقاضای MC ها.



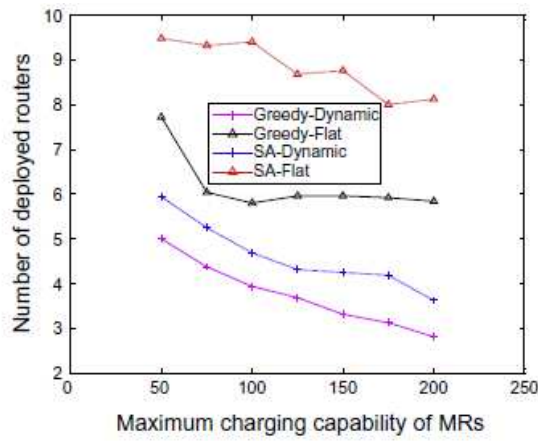
شکل 8. تاثیر عدالت شبکه برای میانگین روزانه تقاضای ترافیک MC.



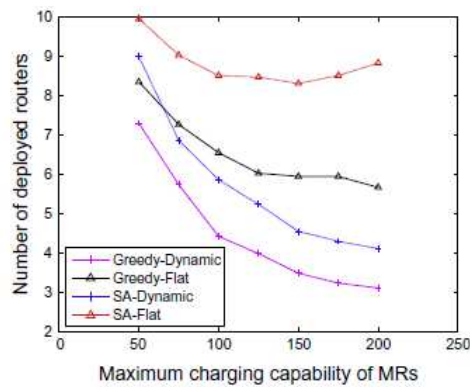
شکل 9: تاثیر بر تعداد روترها برای حداکثر قابلیت شارژ روترها.



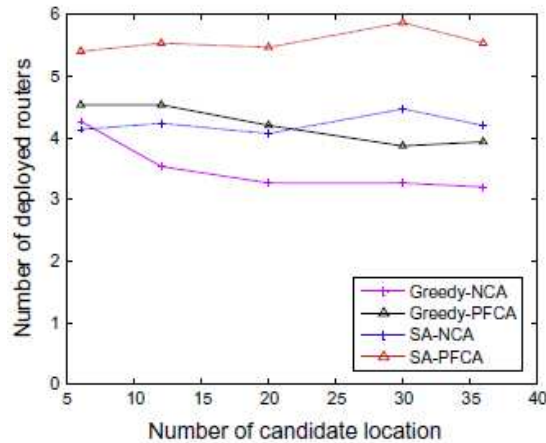
شکل 10. تاثیر عدالت شبکه برای حداکثر قابلیت شارژ روترها.



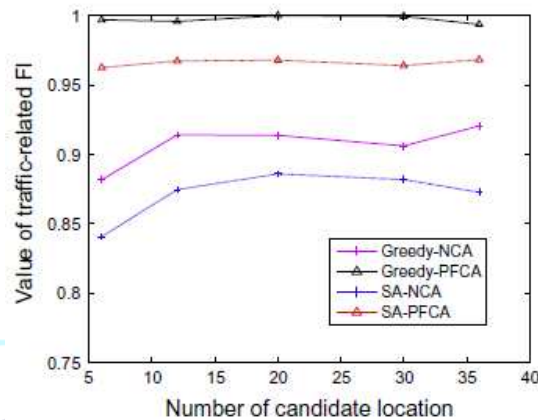
شکل 11: تاثیر بر تعداد روترهای مدل شارژ پویا برای الگوریتم NCA.



شکل 12: تاثیر بر تعداد روترهای مدل شارژ پویا برای الگوریتم PFCA.



شکل 13. تاثیر بر تعداد روترها برای تعداد مختلف مکان های کاندید.



شکل 14. تاثیر عدالت شبکه برای تعداد مختلف مکان های کاندید.

## نتیجه گیری

در این مقاله، ما مسئله قرار دادن روتر قابل شارژ شبکه های سبز بی سیم را مورد مطالعه قرار داده ایم و قرار دادن آن به عنوان یک مشکل بهینه سازی با هدف به حداقل رساندن تعداد روتر های مستقر شده، در حالی که رضایت تقاضا برای داده ها و عدالت ترافیکی برای کاربران، به عنوان به عنوان نرخ شکست اتصال و پایداری انرژی برای شبکه. ما دو الگوریتم ارتباط سلولی پیشنهاد کرده ایم و دو استراتژی قرار دادن اکتشافی را برای یافتن راه حل تقریبی قرار داده ایم. نتایج شبیه سازی نشان داده است که عملکرد الگوریتم پیشنهادی PFCA می تواند تعادل بین عدالت در میان کاربران و عملکرد شبکه را با هزینه های کم هزینه افزایش به دست آورد.

## References

- [1] F. Xhafa, C. Sanchez, L. Barolli, Genetic algorithms for efficient placement of router nodes in wireless mesh networks, in: IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications, 2010, pp. 465–472.
- [2] F. Li, Y. Wang, X. Li, A. Nussairat, Y. Wu, Gateway placement for throughput optimization in wireless mesh networks, *Spring. Mob. Netw. Appl.* 13 (1–2) (2008) 198–211.
- [3] A.A. Franklin, C.S.R. Murthy, Node placement algorithm for deployment of two-tier WMNs, in: IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom), 2007, pp. 4823–4827.
- [4] C. Shan, W. Peng, Z. Xu, Deployment of a connected reinforced backbone network with a limited number of backbone nodes, *IEEE Trans. Mob. Comput.* 12 (6) (2012) 1188–1200.
- [5] A.P. Jardosh, K. Papagiannaki, E.M. Belding, K.C. Almeroth, G. Iannaccone, B. Vinnakota, Green wlangs: on-demand wlan infrastructures, *Spring. Mob. Netw. Appl.* 14 (6) (2009) 798C814.
- [6] L.X. Cai, Y. Liu, T.H. Luan, X. Shen, J.W. Mark, V.H. Poor, Adaptive resource management in sustainable energy powered wireless mesh networks, in: IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom), 2011, pp. 1–5.
- [7] A.A. Sayegh, S.C. Ghosh, T.D. Todd, Optimal node placement in hybrid solar powered WLAN mesh networks, in: IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2008, pp. 2277–2282.
- [8] P. Coucheny, C. Touati, B. Gaujal, Fair and efficient user-network association algorithm for multi-technology, in: IEEE INFOCOM, 2009, pp. 2811–2815.
- [9] H. Zhou, P. Fan, J. Li, Global proportional fair scheduling for networks with multiple base stations, *IEEE Trans. Veh. Technol.* (2011) 1867–1879.
- [10] P. Gonzalez-Brevis, J. Gondzio, Y. Fan, V.H. Poor, J. Thompson, L. Krikidis, P. Chung, Base station location optimization for minimal energy consumption in wireless networks, in: IEEE Vehicular Technology Conference Spring (VTCSpring), 2011, pp. 1–5.
- [11] J. Wang, K. Cai, D.R. Agrawal, A multi-rate based router placement scheme for wireless mesh networks, in: IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS), 2009, pp. 100–109.
- [12] W. Zhang, S. Bai, G. XueDharma, J. Tang, Darp: distance-aware relay placement in WiMAX mesh networks, in: IEEE INFOCOM, 2011, pp. 2060–2068.
- [13] J. Robinson, M. Singh, R. Swaminathan, E. Knightly, Deploying mesh nodes under non-uniform propagation, in: IEEE INFOCOM, 2010, pp. 1–9.
- [14] A. So, B. Liang, Optimal placement and channel assignment of relay stations in heterogeneous wireless mesh networks by modified benders decomposition, *Elsev. Ad Hoc Netw.* (2007) 118–135.
- [15] B. He, B. Xie, D.P. Agrawal, Optimizing deployment of internet gateway in wireless mesh networks, *Elsev. Comp. Netw.* 31 (7) (2008) 1259–1275.
- [16] E. Amaldi, A. Capone, M. Cesana, I. Filippini, F. Malucelli, Optimization models and methods for planning wireless mesh networks, *Elsev. Comp. Netw.* (2008) 2159–2171.
- [17] B. Djohara, H. Abdelhakim, G. Michel, H. Nasreddine, Optimization models for planning wireless mesh networks: a comparative study, in: IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2009, pp. 1–6.
- [18] H. Karl, An Overview of Energy-Efficiency Techniques for Mobile Communication Systems, Tech. Rep., Report of the Working Group 7 Low-Power Broadband Wireless Communication of the Arbeitsgruppe Mobikom, 2003.
- [19] A. Capone, F. Malandra, B. Sanso, Energy savings in wireless mesh networks in a time-variable context, in: Mobile Network Applications (MONET) Special issue on Future Internet for Green and Pervasive Media, 2011, pp. 1–14.
- [20] A. Farbod, T.D. Todd, Resource allocation and outage control for solar-powered WLAN mesh networks, *IEEE Trans. Mob. Comput.* 8 (8) (2007) 960–970.
- [21] L. Lin, N.B. Shroff, R. Srikant, Asymptotically optimal energy-aware routing for multihop wireless networks with renewable energy sources, *IEEE Trans. Network.* 15 (5) (2007) 1021–1034.
- [22] Y. Li, J. Harms, R. Holte, Traffic-oblivious energy-aware routing for multihop wireless networks, in: IEEE INFOCOM, 2006, pp. 1–12.
- [23] S. Bolardi, A. Capone, B. Sanso, Energy-aware planning and management of wireless mesh networks, in: IEEE Globecom, 2012, pp. 3073–3079.
- [24] B. Silvia, C. Antonio, S. Brunilde, Joint design and management of energy-aware mesh networks, *Elsev. Ad Hoc Netw.* 10 (7) (2012) 1482–1496.
- [25] L.X. Cai, V.H. Poor, Y. Liu, L.H. Tom, S. Xuemin, J.W. Mark, Dimensioning network deployment and resource management in green mesh networks, *IEEE Wirel. Commun.* 18 (5) (2011) 58–65.
- [26] G.H. Badawy, A.A. Sayegh, T.D. Todd, Energy aware provisioning in solar powered WLAN mesh networks, in: IEEE Globecom Workshops, 2008, pp. 1–5.
- [27] Z. Zheng, L.X. Cai, M. Dong, X. Shen, V.H. Poor, Constrained energy-aware ap placement with rate adaptation in WLAN mesh networks, in: IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom), 2011, pp. 1–5.
- [28] A. Kansal, D. Potter, M.B. Srivastava, Performance aware tasking for environmentally powered sensor networks, *ACM SIGMETRICS Perform. Eval. Rev.* 32 (1) (2004) 223–234.
- [29] A.A. Sayeghand, T.D. Todd, M.N. Smadi, Resource Allocation and Cost in Hybrid Solar/Wind Powered WLAN Mesh Nodes, vol. 7, Springer, 2008, pp. 167–189.
- [30] T.D. Nguyen, Y. Han, A proportional fairness algorithm with QoS provision in downlink OFDMA systems, *IEEE Commun. Lett.* 10 (11) (2006) 760–762.
- [31] Z. Han, Z. Ji, K.J.R. Liu, Fair multiuser channel allocation for OFDMA networks using Nash bargaining solutions and coalitions, *IEEE Trans. Commun.* 53 (8) (2005) 1366–1376.
- [32] S.C. Liew, Y. Jun(Angela)Zhang, Proportional fairness in multi-channel multi-rate wireless networks: part I: the case of deterministic channels with application to ap association problem in large-scale WLAN, *IEEE Trans. Wirel. Commun.* 7 (9) (2008) 3446–3456.
- [33] B. Djohara, H. Abdelhakim, G. Michel, Wireless mesh networks design: a survey, *IEEE Commun. Surv. Tutor.* 14 (2) (2012) 299–310.
- [34] R. Pries, F. Wamser, D. Staehle, K. Heck, P. Tran-Gia, On traffic characteristics of a broadband wireless internet access, in: Next Generation Internet Networks, 2009, pp. 1–7.
- [35] M. Dianati, X. Shen, S. Naik, A new fairness index for radio resource allocation in wireless networks, in: IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2005, pp. 712–717.
- [36] K.W. Sung, J. Zander, Coordination of clusters for inter-cell scheduling, in: IEEE Vehicular Technology Conference Spring (VTCSpring), 2011, pp. 1–5.

برای خرید فرمت ورد این ترجمه، بدون واتر مارک، اینجا کلیک نمایید.

این مقاله، از سری مقالات ترجمه شده رایگان سایت ترجمه فا میباشد که با فرمت PDF در اختیار شما عزیزان قرار گرفته است. در صورت تمایل میتوانید با کلیک بر روی دکمه های زیر از سایر مقالات نیز استفاده نمایید:

لیست مقالات ترجمه شده ✓

لیست مقالات ترجمه شده رایگان ✓

لیست جدیدترین مقالات انگلیسی ISI ✓

سایت ترجمه فا ؛ مرجع جدیدترین مقالات ترجمه شده از نشریات معتبر خارجی