

استفاده از سیستم‌های ذخیره‌ساز انرژی با هدف حداقل‌سازی هزینه عملیات شبکه‌های هوشمند

رضا اسلامی*

استادیار دانشکده مهندسی برق، دانشگاه صنعتی سهند تبریز

خلاصه

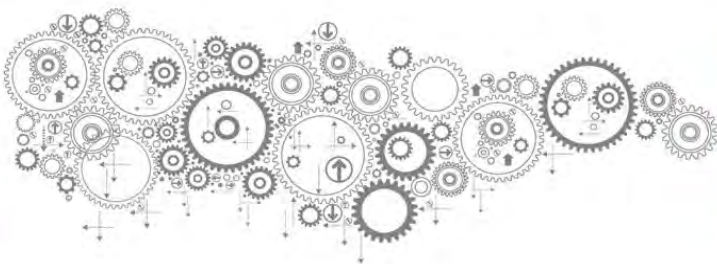
سیستم های ذخیره انرژی (ESS) به دلیل توانایی ذخیره و تأمین برق در صورت تقاضا، راه حل موثری برای کاهش هزینه های عملیات شبکه هوشمند هستند. به طور سنتی، ESS برای پیاده سازی مجموعه ای از تکنیک های کاهش هزینه برای عملیات شبکه هوشمند مانند تغییر موقع عرضه و تقاضا، تنظیم فرکانس، تنظیم ولتاژ و غیره استفاده شده است. با این حال، ماهیت ثابت ESS انعطاف پذیری آنها را محدود می کند، به طور بالقوه منجر به استفاده کم و به خطر افتادن یک رشته سرمایه می شود. ما در این کار به بررسی استفاده از ESS سیار در پیاده سازی تکنیک های کاهش هزینه در یک شبکه متشکل از چندین میکروگرید می پردازیم. ما یک چارچوب الگوریتمی را برای اختصاص دادن چندین ESS سیار به میکروگریدهای مختلف از شبکه هوشمند در طی چند روز توسعه می دهیم. چارچوب ما سعی در به حداکثر رساندن کاهش هزینه حاصل از تعیین تکالیف ESS سیار منهای هزینه مسیریابی دارد. ما نشان می دهیم که الگوریتم ما یک زمان چند جمله ای از تقریب $e/1$ برای مسئله NP-Hard برای اختصاص بهینه MESS است.

کلمات کلیدی: شبکه های هوشمند، الگوریتم بهینه سازی، سیستم های ذخیره انرژی سیار

۱. مقدمه

عدم تمرکز تولید پیچیدگی عملیات شبکه مانند تطبیق عرضه تقاضا، تنظیم ولتاژ / فرکانس و غیره را افزایش داده است. به دلیل تأثیر زیاد شرایط آب و هوایی متناوب و به سرعت در حال تغییر در الگوی تولید DER های قابل تجدید [۱]. در این کار، ما یک شبکه هوشمند را متشکل از چندین میکروگرید در نظر می گیریم. میکروگریدها یک گروه موضعی از بار و تولید هستند که می توانند به عنوان موجودات یکپارچه خودکفا با تعامل حداقل نقطه کنترل تنها با شبکه هوشمند گسترده تری عمل کنند [۲]. نمونه هایی از میکروگریدها شامل محیط های علمی (به عنوان مثال، دانشگاه) یا میکروگریدهای سازمانی، پایگاه های نظامی، جوامع دور دست یا مزارع کشاورزی و غیره می باشد. سیستم های ذخیره انرژی (ESS) ثابت کرده اند که با پشتیبانی از تکنیک هایی مانند خدمات تنظیم فرکانس با استفاده از هرگونه عدم تطابق عرضه تقاضای کوتاه، راه حل های موثری در کاهش هزینه های عملیات شبکه می باشند [۳]. تغییر زمان عرضه / تقاضا با

* نویسنده مسئول: رضا اسلامی؛ Email: eslami@sut.ac.ir



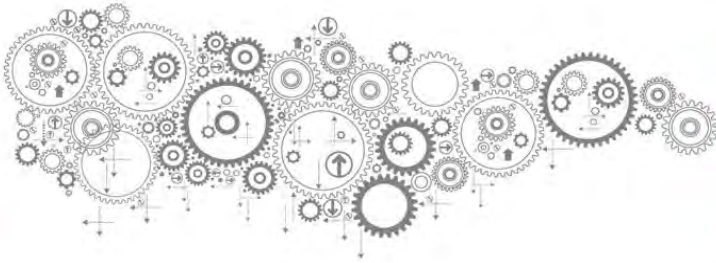
ذخیره انرژی در دوره های اضافی عرضه (قیمت پایین تر) و تأمین برق در دوره های تقاضای بیش از حد (قیمت های بالاتر) [۴]؛ تنظیم ولتاژ با تزریق توان واقعی یا راکتیو برای مهار عدم تعادل ولتاژ [۵] و غیره. با این حال، طبیعت ثابت ESS انعطاف پذیری آنها را به شدت محدود می کند. ESS هزینه نصب یکبار دارد. بنابراین نصب آن در یک میکروگرید قابل توجه نیست، مگر اینکه مزایای ناشی از کاهش هزینه عملیات شبکه در طی یک دوره زمانی، بتواند هزینه نصب را جبران کند. مزایای ESS محدود به کاهش هزینه فقط در میکروگریدهای است که در آن قرار گرفته اند. شرایط آب و هوایی میکروگرید های محلی چنین مزایایی را نشان می دهد. به عنوان مثال، در یک روز با شرایط ابری در یک میکروگرید، منبع خورشیدی ممکن است برای مواجهه با بار یا شارژ ESS کافی نباشد. از این رو، هیچ تغییر عرضه تقاضا نمی تواند انجام شود. ما استفاده از ESS سیار (MESS) [۶] را در کاهش هزینه عملیات یک شبکه هوشمند متشکل از چندین میکروگریدها را مورد بررسی قرار میدهم. اگر میکروگریدها از لحاظ جغرافیایی گسترش یابند، شرایط آب و هوایی محلی در هر میکروگرید بر مقدار سودی که میتواند با تخصیص یک MESS به آن در هر روز بدست آید، تاثیر خواهد گذاشت. ما یک چارچوب الگوریتمی را توسعه میدهم که این مزایای روزانه را در نظر می گیرد تا در طول یک دوره چند روزه به میکروگریدهای مختلف تخصیص داده شود. چارچوب ما همچنین صریحاً هزینه مربوط به مسیریابی MESS را در بین میکروگریدها در نظر می گیرد.

۲. کارهای مرتبط گذشته

ESS به طور گسترده برای بهینه سازی عملیات شبکه در کارهایی مانند [۷] و [۴] مورد استفاده قرار گرفته است. در [۸] استفاده از وسایل نقلیه الکتریکی (EV) که در واقع واحدهای ذخیره سازی با تحرک هستند، تحت الگوی Vehicle 2 Grid (V2G) مورد بررسی قرار گرفته است. با این حال، از آنجا که هدف اصلی EV ها حمل و نقل مالک آن است، ادغام شبکه از چنین وسایل نقلیه با توجه به نیازهای حمل و نقل صاحبان EV به شدت محدود می شود. استفاده از ESS سیار در تقویت انعطاف پذیری سیستم توزیع در [۹-۱۱] بررسی شده است. کارهایی مانند [۱۲ و ۱۳] از ESS سیار برای به حداقل رساندن هزینه خدمات شبکه در یک شبکه توزیع واحد استفاده میکنند. تا جایی که اطلاع داریم، ما اولین کسانی هستیم که از ESS سیار (که EV نیست) برای کاهش هزینه های کل خدمات شبکه در میکروگریدهای چندگانه استفاده می کنیم.

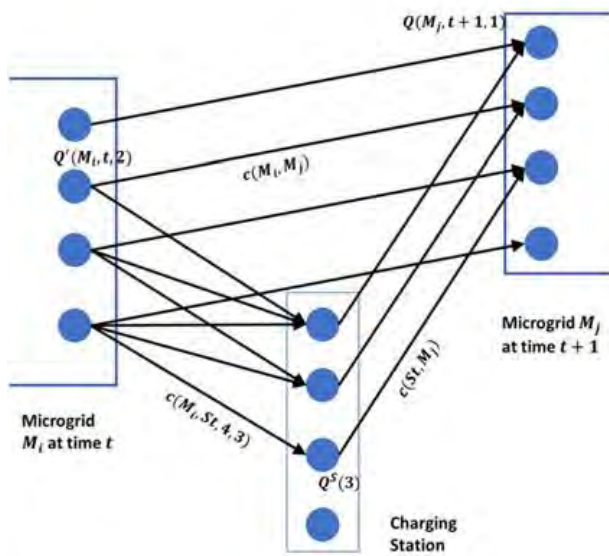
۳. بیان مساله

یک اپراتور میکروگرید نیاز به انجام چندین عملیات مانند تطبیق عرضه / تقاضا، تنظیم ولتاژ/ فرکانس و غیره را دارد که هزینه های آن را متحمل می شود. در صورت استفاده از باتری برای پشتیبانی از این عملیات، این هزینه کاهش می یابد، اما هزینه انتقال باتری به میکروگرید نیز وجود دارد. فرض کنید یک باتری در حالت های شارژ بین $(Q_1 > Q_2 > \dots > Q_n)$ و بین ۰ تا ۱۰۰ درصد وجود داشته باشد. هنگامی که یک باتری توسط میکروگرید مورد استفاده قرار می گیرد، فواید آن به دلیل افزایش عرضه در دسترس و در نتیجه کاهش هزینه می باشد. پس از دریافت یک باتری در یک میکروگرید، تصمیمات زیر برای یک برنامه زمان بندی باید اتخاذ شود: (i) چه مقدار از باتری باید استفاده شود. (ii) آیا باتری برای شارژ

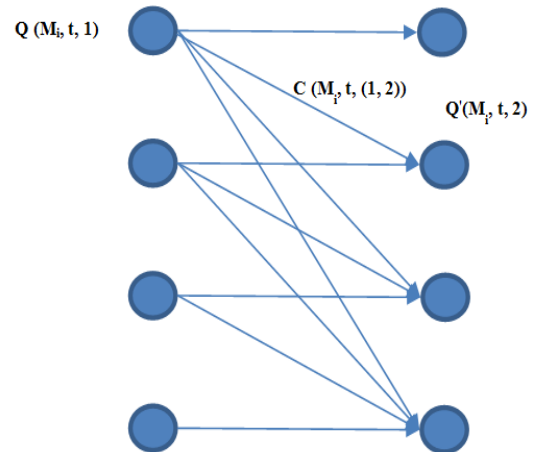


ارسال شود و تا چه حد باشد. (iii) کدام میکروگرید باید باتری را به واحد زمانی بعدی (روز بعد) منتقل کند. فرض می کنیم تکنیک های دقیقی برای محاسبه کاهش هزینه به دست آمده با استفاده از باتری در هر میکروگرید برای واحد زمان T داریم. هدف این است که باتری های n را در میان میکروگریدهای M در طی واحد T زمان بندی کنیم تا هزینه به حداقل برسد. نمونه ای از تکنیک برای محاسبه کاهش هزینه، تعیین سود (کاهش هزینه) اختصاص یک MESS به یک میکروگرید تنها با استفاده از سیستم های مدیریت انرژی است که در کارهایی مانند [۱۲ و ۱۳] ارائه شده است. در اصل، این آثار برنامه ریزی درون جمعی را در طی روز انجام می دهند که می تواند با استفاده از چارچوب ما، برنامه ای را برای تعیین بهینه تعداد محدود MESS در دسترس را به چندین میکروگرید در طول روز داشته باشد. تا حد اکثر بهره را از آن برد. بنابراین، چارچوب ما برنامه ریزی چند روزه چند میکروگرید را انجام می دهد. با ذکر موارد فوق، مسئله خود را به شرح زیر تعریف می کنیم.

مسئله ۱ (مسئله اختصاص MESS (MESSAP): با توجه به میکروگریدهای M و هزینه های عملیاتی آنها بدون باتری طی روزهای T ، یک برنامه زمان بندی برای باتری های n پیدا می کنیم تا هزینه کلی کار را به حداقل برساند. C_0 هزینه کل تمام میکروگریدهایی می باشد که در صورت عدم وجود باتری می توانند خود را حفظ کنند، C_K کاهش کلی عدم تطابق عرضه تقاضای واحد به دلیل باتری های K می باشد، C_{Ch} می تواند هزینه شارژ باتری ها باشد، C_T هزینه حمل و نقل باتری ها باشد، پس ما می خواهیم به حداقل $C_0 - C_K + C_{Ch} + C_T$ برسیم. از آنجا که C_0 ثابت است، مسئله معادل حداقل کردن $C_{Ch} + C_T - C_K$ است.

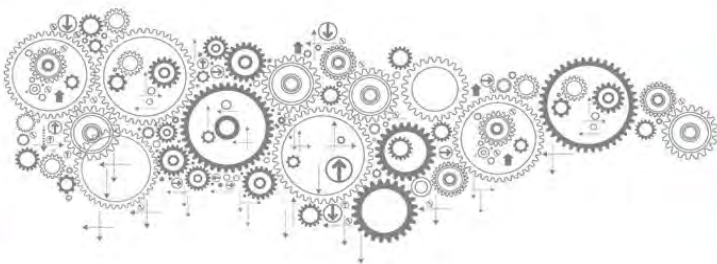


ب) تصمیم گیری برای فرستادن باتری بعدی از کجا



الف) تصمیم گیری مبنی بر اینکه چه تعداد باتری بکار برده شود

شکل ۱ - بلوک های ساختمانی نمایش شبکه ما برای MESS



۴. روش پیشنهادی

۱.۴ مدل شبکه

ما نمایی از مسئله را به عنوان شبکه توصیف می کنیم. در یک زمان معین، اگر یک باتری به یک میکروگرید وارد شود، می تواند به وضعیت شارژ برابر یا کمتر منتقل شود. یک زیر مجموعه از شبکه ما این را به شرح زیر نشان می دهد. فرض کنید یک گره (z_j, t, M_i) یک باتری را با حالت شارژ Q_j در میکروگرید M_i در زمان t نشان می دهد، و $Q'(M_i, t, z_j)$ نمایانگر باتری با شارژ Q_j است که پس از استفاده در میکروگرید M_i در زمان t خاتمه می یابد. اگر و تنها اگر $Q_{j1} \geq Q_{j2}$ باشد یک لبه از (z_j, t, M_i) تا (z_{j2}, t, M_i) وجود دارد (شکل ۱ الف را ببینید). وزن لبه (z_{j1}, t, M_i) است که در ابتدا بر روی 0 تنظیم می شود. در بخش ۴،۲ این وزن ها را به روز می کنیم تا یک راه حل به دست بیاوریم. بعد از آنکه باتری مورد استفاده قرار می گیرد، به میکروگرید دیگری یا به ایستگاه شارژی که در آن به حالت دلخواه شارژ میشود منتقل می شود و سپس به یک میکروگرید دیگر منتقل میشود. این در نمایش ما به شرح زیر ثبت شده است (شکل ۱ ب را ببینید). بین $Q'(M_i, t, k)$ و $Q(M_j, t+1, k)$ با وزن $C(M_i, M_j)$ به ازای $\forall i, j, t, k$ ارتباط وجود دارد. این نشان دهنده تصمیم ارسال باتری از M_i به M_j بدون شارژ است، که هزینه حمل و نقل $C(M_i, M_j)$ را دارد. وضعیت باتری در ایستگاه شارژ با $Q^s(k)$ نشان داده شده است که نشانگر شارژ تا سطح Q_k است. برای تصمیم گیری در مورد شارژ باتری، بین $Q'(M_i, t, k_1)$ با $Q^s(k_2)$ ، به ازای $k_1 > k_2, i, t$ ارتباط وجود دارد. وزن لبه لینک $C(M_i, t, k_1, k_2)$ است که نشان دهنده هزینه ارسال باتری از میکروگرید M_i به ایستگاه شارژ و شارژ از حالت Q_{k_2} به Q_{k_1} است. سپس، باتری برای میکروگرید بعدی برنامه ریزی شده است که توسط یک ارتباط از $Q_s(k)$ به $Q(M_j, t+1, k)$ به ازای $k \leq j, t$ ، با هزینه $C(M_j, t+1, k)$ نمایش داده می شود. در آخر، گره B را اضافه می کنیم و آن را به گره های $i \in Q(M_i, 1, 1)$ وصل می کنیم (شکل ۲ را ببینید). این احتمال شروع به کار باتری کاملاً شارژ شده در M_i را نشان میدهد. توجه داشته باشید که مستقیماً می توان هزینه شروع به کار باتری را در میکروگرید M_i و داشتن باتری های با شارژ جزئی اضافه کرد، اما ما برای سهولت در نشانه گذاری هزینه و شارژ کامل را صفر فرض می کنیم. ما همچنین یک گره ساختگی D با پیوندهای ورودی صفر هزینه از $Q'(M_i, T, j)$ ، اضافه می کنیم. از آنجا که ما پیوندی داریم که نشان دهنده هر حرکت معتبر باتری است، مسیری از B تا D برای هر تصمیم احتمالی که ممکن است برای برنامه ریزی باتری در مدت زمان واحد T گرفته شود وجود دارد. به عنوان یک مسیر با عبور از یک میکروگرید، هزینه خاصی را کاهش می دهد. بنابراین می توان MESSAP را به عنوان مسئله یافتن مسیره های $n \geq$ که از B تا D بازگرداند، به گونه ای که کاهش کل هزینه (سود) منهای کل هزینه مسیره ها به حداکثر برسد. توجه داشته باشید که ممکن است لازم نباشد همه باتری ها در یک نقطه خاص حمل شوند، این امکان وجود دارد که سود خالص (هزینه کاهش - هزینه حمل و نقل) منفی شود. درحالی که نمایش شبکه آماده شده است، ما می توانیم موارد زیر را ثابت کنیم (اثبات آن برای اختصار حذف شده است).



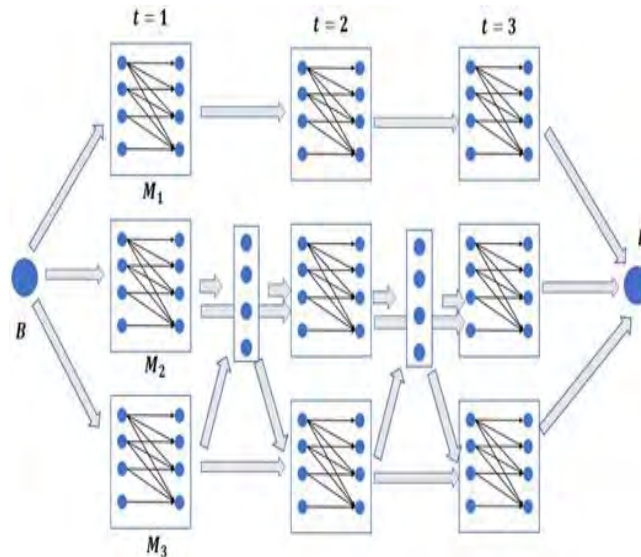
۲.۴. راه حل حریصانه مبتنی بر مسیر

فرض کنید $S = \{P_1, P_2, \dots, P_l\}$ نمایش مجموعه‌ای از مسیرها باشد. فرض کنید $g_{M_i,t}(S)$ نشان دهنده کاهش هزینه در M_i در زمان t است، به دلیل استفاده از باتری ها/ زیر مجموعه های مسیر S که از میان آن عبور می کند. فرض کنید $h_{M_i,t}$ هزینه ای باشد که در اثر حمل و نقل باتری ها به میکروگرید M_i در زمان t ، از جمله در صورت وجود هزینه های شارژ، متحمل می شود. سود خالص به دلیل برنامه ریزی باتری ها مطابق با مجموعه S بدست می آید.

$$\sigma(S) = \sum_{i,t} g_{M_i,t}(S) - \sum_{P_k \in S} \text{cost}(P_k) \quad (1)$$

$$g(S) = \sum_{P_k \in S} \text{cost}(P_k) \quad (2)$$

جایی که $g(S) = \sum_{i,t} g_{M_i,t}(S)$ ما فرض می کنیم که $g_{M_i,t}(S)$ یک تابع زیرمодلر است، یعنی بازده حاشیه ای در حال کاهش است. این بدان معناست که ارسال باتری به M_i در صورت وجود بسیاری از باتری ها در آنجا، در مقایسه با زمانی که کمتر از باتری ها استفاده شده است، کاهش هزینه کمتری خواهد داشت. مطابق تعریف برای $S' \subset S$:

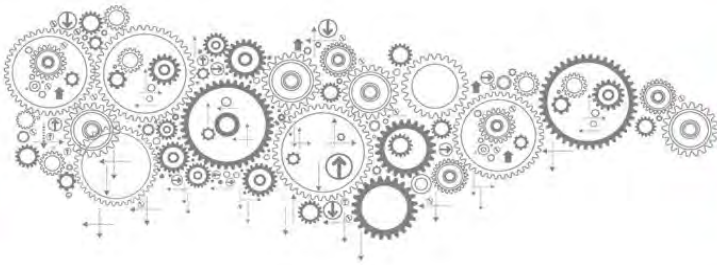


شکل ۲ - نمایش کامل شبکه برای MESS

$$\sigma(S' \cup P) - \sigma(S') \geq \sigma(S \cup P) - \sigma(S) \quad (3)$$

از آنجا که، یک ترکیب خطی از تابع زیرمودلر نیز زیر مودلر است، از این رو نتیجه میگیریم که $g(S)$ نیز زیرمودلر است. علاوه بر این، از آن جایکه $\sum_{P_k \in S} \text{cost}(P_k)$ مودولار هست، $\sigma(S)$ نیز زیر مودلر هست. تعریف،

$\rho(S) = \sigma(S) \geq 0$ if $\rho(S) = 0$, $\sigma(S) < 0$ if $\rho(S) = 0$ ، باز هم توجه کنید که $\rho(\cdot)$ زیرمودلر است. واضح است، به حداکثر رساندن $\rho(\cdot)$ معادل حداکثر کردن $\sigma(\cdot)$ است. زیرمودلر بودن از $g_{M_i,t}(S)$ یک فرض معقول برای اکثر سناریوهای دنیای واقعی است. در [۱۴]، نویسندگان نشان می دهند که تابع سود $V(X)$ که محاسبه کاهش هزینه در یک شبکه توزیع واحد به دلیل تصمیم گیری در مورد ذخیره سازی (در مقایسه با تصمیمی که از هیچ فضای ذخیره ای استفاده نمی



کند) زیرمدلر است تحت (در اکثر) شرایط عملی. به طور خاص، $V(X)$ کاهش هزینه عملیات شبکه در طی یک دوره زمانی به دلیل نصب ذخیره ساز طبق تصمیم گیری برای جایابی X است. برای M_i و t ثابت، $gM_{i,t}(S)$ به سادگی $V(SM_i)$ است که در مجموعه واحدهای شارژ باتری به M_i بر اساس مسیرهای موجود در مجموعه S اختصاص داده شده است. این باعث می شود $gM_{i,t}(S)$ و به نوبه خود $\sigma(S)$ زیر مدلر برای عملیات پشتیبانی شبکه در نظر گرفته شده در [۱۴] باشد. الگوریتم ۱ رویکرد ما برای حل MESSAP را نشان می دهد. ما با یک مجموعه خالی شروع می کنیم. توجه داشته باشید که در این مرحله $\rho(\emptyset) = \sigma(\emptyset) = 0$. در زمان تکرار L ، ما با استفاده از یک باتری از حالت شارژ Q_{j1} تا Q_{j2} در میکروگرید M_i در زمان t ، به ازای $\forall M_i, t, j_1, j_2$ بهره مند می شویم. منفی سود به عنوان هزینه $C(M_i, t, j_1, j_2)$ اضافه می شود، سپس ما کمترین هزینه مسیر را در شبکه پیدا می کنیم که از B شروع می شود و در D پایان می یابد. اگر با اضافه کردن مسیر به مجموعه فعلی مسیرها و برنامه ریزی باتری ها، بر این اساس سود خالص $\sigma(\cdot)$ (مثل $\rho(\cdot)$) را افزایش دهد، سپس مسیر به مجموعه ما اضافه می شود. در غیر این صورت، ما خاتمه می دهیم.

الگوریتم ۱: الگوریتم حریص مبتنی بر مسیر برای MESSAP

```

S ← ∅
for l ← 1:n do
    c(Mi, t, j1, j2) = -1 × benefit of one battery at Mi, t
    discharging from Qj1 to Qj2, ∀ i, t, j1, j2
    Pl ← Path of least cost
    if ρ(S ∪ Pl) > ρ(S) then
        S ← S ∪ Pl
    else
        break
return S

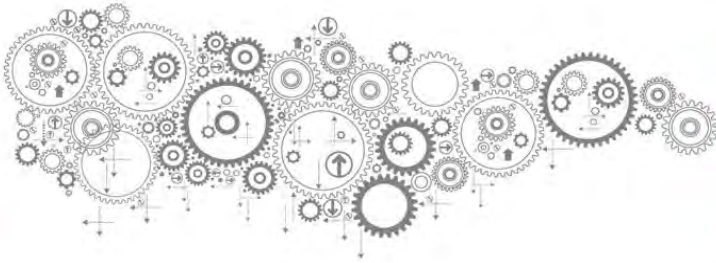
```

قضیه ۲. الگوریتم ۱ تقریب $1/e$ را برای حداکثر $\rho(S)$ ارائه می دهد.

اثبات. ما از این حقیقت استفاده می کنیم که یک الگوریتم حریص تصادفی وجود دارد که تقریب $1/e$ را در انتظار غیر منفی بودن ایجاد می کند، (احتمالاً) تابع زیرمدلر غیریکنواخت $F(S)$ با محدودیت اندازه $(|S| < n)$ باشد [۱۵]. الگوریتم تصادفی با یک مجموعه S' خالی شروع می شود و در هر تکرار یک مجموعه M را به حداکثر میرساند.

$$\sum_{v \in M} (f(S' \cup v) - f(S'))$$

این کار برای n تکرار انجام میشود تا یک مجموعه از اندازه n ها به دست آید. در آن الگوریتم، گره های ساختگی درج شده اند که دارای 0 سهم در $F(\cdot)$ است که اگر سایر عناصر دارای بازده حاشیه منفی باشند، می توانند در مجموعه اضافه شوند. در تنظیمات ما یک عنصر یک مسیر است. از آنجا که، همین مسیر را می توان چندین بار انتخاب کرد (چندین باتری با همان استراتژی زمان بندی یکسان)، ما n نسخه از هر مسیر را در مجموعه "دامنه" خود ایجاد می کنیم، یعنی، $U = \{P_1^{(1)}, P_1^{(2)}, \dots, P_1^{(2n)}, P_2^{(1)}, P_2^{(2)}, \dots, P_2^{(2n)}, \dots\}$ در هر تکرار، اگر یک مجموعه M را به گونه ای انتخاب کنیم که $|M| = n$ و $\sum_{P_l^{(j)} \in M} (\rho(S \cup P_l^{(j)}) - \rho(S))$ حداکثر شده است، سپس مجموعه M همیشه تشکیل خواهد شد از $\{P_l^{(1)}, \dots, P_l^{(n)}\}$ به طوری که مسیر PI کمترین هزینه (بالاترین سود حاشیه ای) است. بنابراین انتخاب تصادفی یک عنصر خارج از آن n با مسیر PI مطابقت دارد. همچنین توجه داشته باشید که اگرچه مجموعه کلیه مسیرها نمایی است، اما



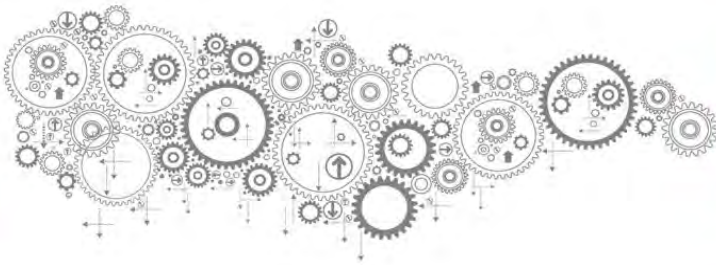
کمترین هزینه مسیر را در زمان چند جمله ای می توان پیدا کرد. از آنجا که خروجی الگوریتم همیشه قطعی است، خروجی $\rho(S) = E(\rho(S))$ است و زمانیکه $E(\rho(S)) \geq OPT / e$ ما داریم $\rho(S) \geq OPT / e$.

۳.۴. توسعه روش پیشنهادی

مدل شبکه ما همچنین به ما امکان می دهد تا سایر مسائل مرتبط با استفاده از MESS برای تطبیق عرضه تقاضا را حل کنیم. به عنوان مثال سناریویی را در نظر بگیرید که در آن عرضه و تقاضا در هر میکروگرید در T روز بعد ثابت میشوند. هدف این است که تقاضا را با افزایش عرضه از طریق MESS توسط $\Delta_{i,t}$ برای میکروگرید i در زمان t مطابقت دهیم. ما به این تنوع MESSAP به عنوان MESSAP ثابت اشاره می کنیم. ما فرض می کنیم که تمام تقاضاها چند برابر حداقل اختلاف در حالت شارژ باتری است (واحد انرژی q). بنابراین، یک تقاضای اضافی از $\Delta_{i,t}$ مربوط به واحدهای $\Delta_{i,t}/q$ است. اگر یک باتری از Q_{j1} به Q_{j2} تخلیه شود، آنگاه واحد های $j2 - j1$ واحدهای مورد نیاز $\Delta_{i,t}/q$ را پوشش میدهد. ما می خواهیم تمام تقاضاها را با هر تعداد باتری، با حداقل هزینه پوشش دهیم. راه حل پیشنهادی ما برای MESSAP ثابت یک انتخاب مسیر حریصانه تکراری در مدل شبکه ما است. در هر تکرار ما یک مسیر PL را انتخاب می کنیم که هزینه هر واحد انرژی را به حداقل می رساند، یعنی، $P_l = \arg \min \frac{\text{cost of path}}{\text{units of energy covered}}$ واحدهای انرژی تحت پوشش به دلیل حمل و نقل باتری در طول PL سود حاشیه ای کمتری دارند.

قضیه ۳: الگوریتم حریصانه که مسیریها را به صورت تکراری انتخاب می کند، که هزینه را برای هر واحد سود حاشیه ای به حداقل میرساند، منجر می شود به تقریب $(\log(s-1) + \log T)$ برای MESSAP ثابت می شود. اثبات: تقریب نتیجه ای از کاهش حداقل وزن مجموعه ای از مسائل چند منظوره است که در آن هر عنصر باید تعداد مشخصی از زمانها را بپوشاند [۱۶]. وقتی اندازه هر زیر مجموعه به θ محدود شود، یک الگوریتم حریصانه که زیر مجموعه ها را بر اساس حداقل هزینه به نسبت پوشش انتخاب می کند، منجر به تقریب $\log \theta$ می شود [۱۷]. در مدل شبکه ما، هر مسیر را به عنوان زیر مجموعه در نظر بگیرید که عناصر تعریف شده توسط $M_{i,t}$ را از آن عبور می کند را پوشش می دهد و هزینه انتخاب زیر مجموعه هزینه مسیر است. عنصر $M_{i,t}$ نیاز دارد $\Delta_{i,t}/q$ دفعه پوشش داده شود. اگر مسیری از $Q(M_{i,t}, j1)$ به $Q(M_{i,t}, j2)$ می رود سپس $M_{i,t}$ بار $j2 - j1$ پوشانده شده است. همچنین توجه داشته باشید که هر مسیر (زیرمجموعه) می تواند با تخلیه کامل و شارژ کامل در هر روز حداکثر واحدهای $\theta = (s-1)T$ را پوشش دهد. بنابراین، یک تقریب $\log \theta$ به حداقل وزن مجموعه ای چند منظوره، تقریب $(\log(s-1) + \log T)$ را با MESSAP ثابت تشکیل می دهد. بگذارید $\Delta = \sum_{i,t} \Delta_{i,t}/q$ تعداد کل واحدهای تحت پوشش باشد. برای این الگوریتم حریصانه، ما نیاز داریم $P_l = \arg \min \frac{\text{cost}(P_l)}{\text{units covered}(P_l)}$ را در هر تکرار پیدا کنیم. ما این مسیر را با تثبیت پوشش به $1 \leq \Delta' \leq \Delta$ و پیدا کردن حداقل مسیری که دقیقاً Δ' پوشش میدهد پیدا میکنیم. این کار را می توان با استفاده از برنامه نویسی پویا با تکرار زیر انجام داد:

$$OPT(0:t, \delta, (B, v)) = \min[OPT(0:t, \delta', (B, w))] \quad (۴)$$

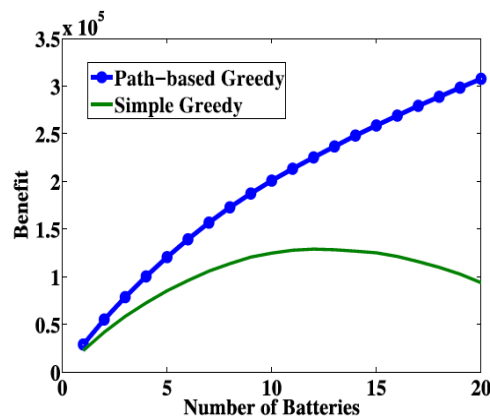


$$+OPT(\tau:T, \delta' - \delta, (\omega, v))] \quad (5)$$

جایی که $OPT(0:t, \delta, (B, v))$ نشانگر حداقل هزینه ای است که از B شروع می شود و در V پایان می یابد (که بیانگر میکروگرید و وضعیتی است که باتری پس از t روز به پایان می رسد) از زمان 0 تا زمان t . حداقل هزینه مسیر با پوشش Δ' را می توان با استفاده از $OPT(0:T, \Delta, (B, D))$ محاسبه کرد. توجه داشته باشید که اگر این مسئله را برای $\Delta' = \Delta$ حل کنیم، ما همچنین قادر خواهیم بود مسیره های $\forall \Delta' \in \{1, 2, \dots, \Delta\}$ را بازیابی کنیم. می توانیم مسیری را که $\frac{OPT(0:T, \Delta', (B, D))}{\Delta'}$ برای آن حداقل است پیدا کنیم. ما انتخاب مسیره ها را به این روش ادامه می دهیم تا زمانی که تمام تقاضاها برآورده شود.

۵. نتایج شبیه سازی ها

ما آزمایش ها را برای مقایسه فواید بدست آمده از الگوریتم ۱ در مقابل یک پایه حریصانه ساده انجام دادیم که در آن هرروز یک باتری به آن میکروگرید منتقل میشود که بیشترین سود میتواند از روز بعد از آن استخراج شود. ما هزینه های حمل و نقل را به صورت تصادفی و متقارن در $[0, 600]$ قرار دادیم و هزینه های شارژ را به عنوان تفاوت بین حالت شارژ و حالت اصلی در نظر گرفتیم (یعنی اگر یک باتری از ۲۵ تا ۱۰۰ درصد شارژ شود، هزینه آن ۷۵ می شود). تقاضای $d_{i,t}$ از میکروگرید i و روز t به طور تصادفی بین $[0, 300]$ انتخاب می شود که نشان دهنده میکروگرید مورد نیاز کل برای روز j است. فرض می شود که تخلیه کل C در نتایج میکروگرید سود حداکثر $\{d_{i,t}, \sqrt{C}\}$ را تولید می کند. شکل ۳ نتیجه افزایش تعداد باتری ها برای کل سود میانگین بیش از ۲۰ شبیه سازی بدست آمده با استفاده از الگوریتم حریصانه مبتنی بر مسیر ما در برابر پایه توصیف شده در بالا را نشان می دهد. الگوریتم ما فواید خیلی بهتری را در مقایسه با پایه ساده حریصانه تولید می کند. ترکیبات دیگری از پارامترها و دیگر توابع سود نتایج مشابهی را تولید می کنند و به اختصار حذف شده اند.



شکل ۳ - مقایسه سود به دست آمده از مسیر مبتنی بر حریصانه (الگوریتم ۱) در برابر الگوریتم ساده حریصانه.



۶. نتیجه گیری

ما برنامه اختصاص سیستم ذخیره سازی انرژی سیار (MESSAP) را در زمینه تطبیق عرضه تقاضای چندین میکروگرید در یک دوره زمانی با برنامه ریزی ذخیره سازی سیار پیشنهاد داده ایم. تا جایی که اطلاع داریم، استفاده از MESSAP برای تطبیق عرضه تقاضا با کمترین هزینه مورد بررسی قرار نگرفته است. ما یک چارچوب شبکه برای مسئله پیشنهاد می کنیم، و تحت فرضیه زیرمодل بهره به دست آمده از سیستم های ذخیره سازی، ما یک الگوریتم زمان چند جمله ای ارائه می کنیم که به تقریب $\frac{1}{e}$ می رسیم. چارچوب ما به اندازه کافی انعطاف پذیر است تا چندین باتری گسسته (حالت شارژ)، هزینه حمل و نقل و هزینه های شارژ را در خود جای دهد.

۷. مراجع

- 1.P. Basak, S. Chowdhury, S. Halder nee Dey, and S. P. Chowdhury, "A literature review on integration of distributed energy resources in the perspective of control, protection and stability of microgrid", *Renewable Sustainable Energy Rev.*, vol. 16, no. 8, pp. 5545–5556, 2012.
- 2.N. Hatzigiargyriou, H. Asano, R. Iravani, and C. Marnay, "Microgrids", *IEEE Power Energy Mag.*, vol. 5, no. 4, pp. 78–94, Jul./Aug. 2007.
- 3.A. T. Elsayed, C. R. Lashway, and O. A. Mohammed, "Advanced battery management and diagnostic system for smart grid infrastructure", *IEEE Trans. Smart Grid*, vol. 7, no. 2, pp. 897–905, Mar. 2016.
- 4.K. Rahbar, J. Xu, and R. Zhang, "Real-time energy storage management for renewable integration in microgrid: An off-line optimization approach", *IEEE Trans. Smart Grid*, vol. 6, no. 1, pp. 124–134, Jan. 2015.
- 5.X. Liu, A. Aichhorn, L. Liu, and H. Li, "Coordinated control of distributed energy storage system with tap changer transformers for voltage rise mitigation under high photovoltaic penetration", *IEEE Trans. Smart Grid*, vol. 3, no. 2, pp. 897–906, Jun. 2012.
- 6.H. K. Nguyen, J. B. Song, and Z. Han, "Distributed demand side management with energy storage in smart grid," *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, vol. 26, no. 12, pp. 3346–3357, Dec. 2015.
- 7.P. Komarnicki, P. Lombardi, and Z. Styczynski, "Mobile energy storage systems. Vehicle-for-grid options," in *Electric Energy Storage Systems*. Berlin, Germany: Springer, 2017, pp. 157–180.
- 8.J. Kim and Y. Dvorkin, "Enhancing distribution resilience with mobile energy storage: A progressive hedging approach", in *Proc. IEEE Power & Energy Soc. General Meeting*, 2018, pp. 1–5.



9. J. Kim and Y. Dvorkin, “Enhancing distribution resilience with mobile energy storage: A progressive hedging approach”, in Proc. IEEE Power & Energy Soc. General Meeting, 2018, pp. 1–5.
10. S. Yao, P. Wang, and T. Zhao, “Transportable energy storage for more resilient distribution systems with multiple microgrids”, IEEE Trans. Smart Grid, vol. 10, no. 3, pp. 3331–3341, May 2019.
11. H. H. Abdeltawab and Y. A.-R. I. Mohamed, “Mobile energy storage scheduling and operation in active distribution systems”, IEEE Trans. Ind. Electron., vol. 64, no. 9, pp. 6828–6840, Sep. 2017.
12. S.-Y. Kwon, J.-Y. Park, and Y.-J. Kim, “Optimal operation of mobile energy storage devices to minimize energy loss in a distribution system”, in Proc. IEEE Int. Conf. Environ. Elect. Eng. IEEE Ind. Commercial Power Syst. Eur., 2018, pp. 1–6.
13. J. Qin, I. Yang, and R. Rajagopal, “Submodularity of energy storage placement in power networks”, in Proc. IEEE 55th Conf. Decision Control, 2016, pp. 686–693.
14. N. Buchbinder, M. Feldman, J. S. Naor, and R. Schwartz, “Submodular maximization with cardinality constraints”, in Proc. 25th Annu. ACM-SIAM Symp. Discrete Algorithms, 2014, pp. 1433–1452.
15. S. Rajagopalan and V. Vazirani, “Primal-dual RNC approximation algorithms for (multi)-set (multi)-cover and covering integer programs”, in Proc. IEEE 34th Annu. Found. Comput. Sci., 1993, pp. 322–331.
16. V. Chvatal, “A greedy heuristic for the set-covering problem”, Math. Operations Res., vol. 4, no. 3, pp. 233–235, 1979.