Heuristique pour la résolution du problème d'ordonnancement de la recharge des véhicules électriques

Imene Zaidi[1], Ammar Oulamara[2], Michel Basset[1], Lhassane Idoumghar[1]

[1] Université de Haute Alsace, IRIMAS, Mulhouse, France
{imene.zaidi,lhassane.idoumghar,michel.basset}@uha.fr
[2] Université de Lorraine, LORIA, Nancy, France
ammar.oulamara@loria.fr

Mots-clés : *véhicule électrique, optimisation, ordonnancement de la recharge, heuristique.*

1 Introduction

Cet article étudie le problème d'ordonnancement de la recharge des véhicules électriques (VE) dans une station de recharge ayant m bornes de recharge. Chaque borne i, $i = 1, .., m$ a une puissance de recharge constante p_i (kW). Nous considérons également le modèle de puissance variable où la puissance de chaque borne i peut varier dans le temps de 0 à p_i. La station de recharge a une alimentation électrique maximale de P^{max} (kW). L'horizon de l'ordonnancement est T, c'est-à-dire, les véhicules sont chargés dans l'intervalle de temps $[0, T]$. Puis, on discrétise l'intervalle de temps $[0, T]$ avec un pas de temps τ, et les indices correspondants sont dans l'ensemble $\{0, 1, ..., H\}$, avec $H = \frac{T}{\tau}$. On désigne par j l'indice des VEs, $j = 1, .., n$. Chaque VE j soumet une demande de charge en spécifiant : l'heure d'arrivée r_j, l'état de charge initial (e_j^0), l'état de charge désiré au départ (e_j^d), la capacité de la batterie B_j (kWh) et l'heure de départ d_j. Le gestionnaire collecte toutes les demandes de charge et détermine un planning optimisé en affectant chaque VE à une borne et en déterminant les instants de charge optimaux. Étant donné le nombre limité de bornes, l'heure de début de charge st_j attribuée pour chaque VE peut dépasser r_j. Un VE occupera alors la borne à partir de st_j jusqu'à d_j. La préemption de la recharge est autorisée. L'objectif de l'ordonnancement est de satisfaire le plus possible les recharges demandées, c'est-à-dire, minimiser la différence entre l'état de charge désiré et l'état de charge final au moment du départ.

2 Résolution

La recherche d'une solution réalisable du problème peut être divisée en deux parties : l'affectation des VE aux bornes et l'allocation de la puissance.

Pour la résolution du problème d'affectation des VEs aux bornes de recharges, nous proposons une heuristique à base de coloration de graphe d'intervalle (IGCH). Considérons le graphe d'intervalle $G = (V, E)$ où chaque sommet $v \in V$ représente un VE j. Une arête $e \in E$ entre deux sommets j et j' existe si et seulement si $[r_j, d_j] \cap [r_{j'}, d_{j'}] \neq \emptyset$. L'affectation d'un ensemble de VE à une borne est équivaut au problème de k-coloration du graphe G. L'ensemble des sommets colorés de la même couleur correspond à l'ensemble des VEs affectés à la même borne et il est appelé une classe de couleur. Puisqu'un graphe d'intervalle est un graphe cordal, une coloration optimale peut être obtenue en temps linéaire par application d'un algorithme de coloration gloutonne suivant l'inverse d'un ordre d'élimination parfait [1]. Nous utilisons le parcours en largeur lexicographique (LexBFS) proposée par [2] pour trouver cet ordre. Nous ajoutons un caractère aléatoire à l'algorithme pour générer des ordres d'élimination parfaite différents en ajoutant un poids aléatoire w à chaque sommet. Par conséquent, lorsque deux sommets ont la même étiquette, nous choisissons le sommet ayant le plus grand w. Dans le cas où le nombre de classes de couleurs k est inférieur ou égal au nombre de bornes m, on trie les classes de couleurs selon leur cardinalité ainsi que les bornes selon leur puissance par ordre décroissant et on affecte les VEs dans la première classe de couleurs à la première borne et ainsi de suite. Lorsque $k > m$, chaque VE j non attribué (dans les classes $m+1$ et plus) sera affecté à la borne la moins occupée entre r_j et d_j.

Une fois qu'on obtient l'affectation des VEs aux bornes, on a les instants de branchement H_j de chaque VE j. On modélise alors le problème d'allocation de puissance par un modèle linéaire en nombres entiers. L'objective étant de min $\sum_{j=1}^{m}(e_j^d - e_j^f)$ où e_j^d est l'état de charge désiré et e_j^f est l'état de charge final. Pour le modèle de recharge constante, on définie les variables de décisions y_{ij}^t qui égale à 1 si le VE j se charge par la borne i à l'instant t. Ainsi, $y_{ij}^t = 0 \quad \forall t \notin H_j$. On a $\forall j : e_j^0 \leq e_j^f \leq e_j^d$. L'état de charge final de chaque VE j est calculé : $e_j^f = e_j^0 + \sum_{t=r_j}^{d_j} y_{ij}^t \times \tau \times p_i / B_j$. Et enfin, il faut s'assurer que puissance totale de recharge ne dépasse pas la capacité de la station à chaque instant t : $\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{m} y_{ij}^t \times p_i \leq P^{max}$.

Pour le modèle de puissance variable, on définie les variables de décisions p_{ij}^t qui représente la puissance de recharge du VE j sur la borne i à l'instant t. Ainsi, $p_{ij}^t = 0 \quad \forall t \notin H_j$. On a $\forall j : e_j^0 \leq e_j^f \leq e_j^d$. L'état de charge final de chaque VE j est calculé : $e_j^f = e_j^0 + (\sum_{t=r_j}^{d_j} p_{ij}^t \times \tau)/B_j$. $\forall i, j, t \in H_j : p_i \geq p_{ij}^t$. Et enfin, il faut s'assurer que puissance totale de recharge ne dépasse pas la capacité de la station à chaque instant t : $\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{m} p_{ij}^t \leq P^{max}$

3 Résultats

Pour évaluer les performances de la méthode proposée, des scénarios sont générés aléatoirement suivant des différentes lois de probabilité. Concernant la station, les bornes de recharge sont générées de sorte que 30% des bornes délivrent 3,7 kW, 30% délivrent 11 kW, 30% délivrent 22 kW et 10% délivrent 43 kW. P^{max} est fixé à 70 % de $\sum_{i=1}^{n} p_i$. CPLEX est utilisé comme solveur pour les modèles linéaires. On compare notre heuristique (IGCH) à la règle First-come-fist-served (FCFS) ou chaque VE est affecté à la première borne disponible. Les résultats montrent que notre heuristique surpasse FCFS pour tous les instances. Concernant la comparaison entre le modèle à puissance constante et le modèle à puissance variable, la valeur objective dans le second était en moyenne inférieure de 26,6 % par l'IGCH par rapport au premier modèle. Ainsi, les demandes de recharge peuvent être davantage satisfaites en utilisant le modèle à puissance variable.

TAB. 1 – Comparaison des résultats

scenario	m	n	k	**FCFS**		**IGCH**			
				obj	Temps (s)	moyenne	Meilleur	Écart type	Temps (s)
Modèle de puissance constant									
1	10	20	12	0.52	0.47	0.53	0.26	0.15	0.29
16	20	48	22	6.04	1.86	3.33	2.49	0.50	1.41
31	40	93	45	6.27	6.30	3.92	2.43	0.67	5.34
Modèle de puissance variable									
1	10	20	12	0.27	0.30	0.25	0.02	0.14	0.23
16	20	48	22	5.39	1.33	2.58	1.77	0.53	1.25
31	40	93	45	5.32	5.75	2.59	1.21	0.77	5.07

Références

[1] P. C. Gilmore and A. J. Hoffman, "A characterization of comparability graphs and of interval graphs," *Canadian Journal of Mathematics*, vol. 16, p. 539–548, 1964.

[2] D. J. Rose, R. E. Tarjan, and G. S. Lueker, "Algorithmic aspects of vertex elimination on graphs," *SIAM Journal on computing*, vol. 5, no. 2, pp. 266–283, 1976.