



HAL
open science

Ajustement Diffus et Adaptatif de la Consommation Électrique Résidentielle par un Système Multi-Agents

Victor Lequay, Mathieu Lefort, Saber Mansour, Salima Hassas

► **To cite this version:**

Victor Lequay, Mathieu Lefort, Saber Mansour, Salima Hassas. Ajustement Diffus et Adaptatif de la Consommation Électrique Résidentielle par un Système Multi-Agents. Journées Francophones sur les Systèmes Multi-Agents (JFSMA), Oct 2016, Rouen, France. pp.171 - 180. hal-01579098

HAL Id: hal-01579098

<https://hal.science/hal-01579098>

Submitted on 30 Aug 2017

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Ajustement Diffus et Adaptatif de la Consommation Électrique Résidentielle par un Système Multi-Agents

Victor Lequay^{a,b}
victor.lequay@liris.cnrs.fr

Mathieu Lefort^a
mathieu.lefort@liris.cnrs.fr

Saber Mansour^b
saber.mansour@ubiant.com

Salima Hassas^a
salima.hassas@liris.cnrs.fr

^aLaboratoire LIRIS, Université Claude Bernard Lyon 1, Lyon, France

^bUbiant SA, Lyon, France

Résumé

Pour garantir l'équilibre entre la production et la consommation électrique sur l'ensemble du réseau, les efforts se portent surtout sur la gestion de la production. L'effacement diffus propose de maîtriser la consommation et satisfaire les contraintes apportées par les énergies renouvelables et la décentralisation de la production. La problématique soulevée dans ce contexte consiste à faire en sorte qu'un ensemble d'agents, représentant les nœuds du réseau électrique, puissent d'une part anticiper leurs demandes et d'autre part ajuster leur contribution à l'effort collectif d'effacement de la consommation électrique. En choisissant une approche ascendante au problème de l'effacement diffus nous proposons un algorithme décentralisé fondé sur les algorithmes de diffusion épidémique. Ces algorithmes offrent à la fois les propriétés de robustesse et d'évolutivité, tout en garantissant la fiabilité nécessaire au fonctionnement d'un réseau électrique à grande échelle. Dans cet article, nous présentons notre modèle et discutons les premiers résultats encourageants que nous avons obtenus sur des données simulées, puis nous proposons des pistes d'amélioration possibles.

Abstract

To balance production and consumption on the power grid, efforts are mostly made on the production side. Demand response allows to harness electricity consumption to overcome the constraints brought by the democratisation of renewable energy sources and self-production. In this context, the main problem is to coordinate agents, representing the network's nodes, in order for them to be able to anticipate their need and also to adjust their contribution to the collective load-shedding effort. We present a bottom-up approach on distributed load-shedding and propose a decentralized al-

gorithm based on gossip protocols. These algorithms offer both reliability and scalability, while being efficient enough to be used on a large scale power grid. In this article, we present our model and discuss the first results we obtained with it, before presenting some of its possible improvements.

1 Introduction

Le secteur de l'énergie électrique connaît actuellement de profonds changements. La consommation électrique augmente constamment, proportionnellement au taux d'équipement des foyers. Cette consommation électrique nécessite une augmentation régulière des moyens de production, généralement coûteux et polluants. De plus, ces générateurs sont dimensionnés pour satisfaire la demande lors des pics de consommation, ce qui signifie qu'ils ne fonctionnent pas à pleine capacité le reste du temps, engendrant des coûts supplémentaires. L'effacement de consommation est une solution propre et peu coûteuse à ces problématiques, qui propose de réduire ou de répartir dans le temps la consommation plutôt que d'augmenter la production (figure 1). Si elle existe depuis des années dans le secteur industriel, où les usines sont capables de prévoir avec précision leur consommation plusieurs jours à l'avance et peuvent reporter des consommations importantes, l'application de ce procédé aux plus petits consommateurs, comme les foyers et les commerces, est moins répandue car les problématiques sont multiples. En effet, si le principe est simple, de nombreuses contraintes doivent être satisfaites si l'on veut qu'un tel système s'intègre correctement au réseau électrique et trouve sa place chez le consommateur final. Les critères de réactivité, stabilité et capacité sont vitaux pour le réseau et des contraintes très fortes en termes de

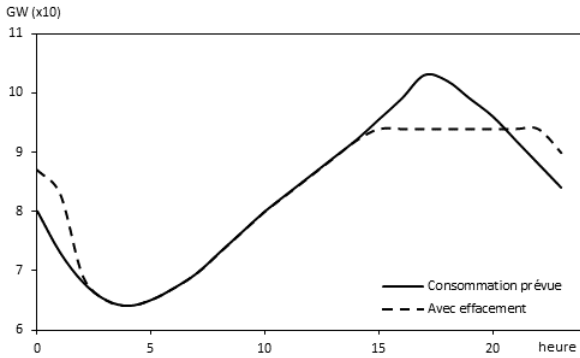


FIGURE 1 – Visualisation de l’effet d’un effacement de consommation. Données indicatives.

maintien du confort et de la qualité de service conditionnent l’acceptation d’un tel système par les ménages, sans lesquels l’effacement n’a pas lieu.

Nous présentons dans cet article un système qui répond à toutes ces contraintes. Nos travaux s’appuient sur Hemis, une solution d’intelligence ambiante pour le foyer développée par la société Ubiant en partenariat avec le laboratoire LIRIS. Hemis fournira au système la capacité d’effacement dont est capable le foyer sans impacter le confort de l’utilisateur. Au-dessus de Hemis, nous proposons une architecture décentralisée permettant l’effacement précis et adaptatif de la consommation d’un grand nombre de foyers. Cette architecture a été conçue avec comme objectif une capacité de passage à l’échelle permettant d’atteindre la centaine de milliers voire des millions de foyers connectés sans nécessiter un matériel trop important ou coûteux. L’objectif est donc double : d’une part, permettre une réactivité proche du temps réel pour l’activation d’un effacement de consommation ; d’autre part proposer un système le plus léger possible et capable de prendre en charge un maximum d’utilisateurs. Ce sont ces deux contraintes antagonistes qui nous ont amenées à choisir une approche décentralisée, que nous développons ici.

Cet article se présente comme suit. En section 2 nous présenterons un état de l’art des travaux liés à la problématique de l’effacement diffus. Nous détaillons notre modèle dans la section 3 avant de discuter les résultats de nos simulations en section 4. Nous concluons en discutant les possibilités d’évolution de notre modèle.

2 État de l’art de l’effacement diffus

L’effacement de consommation énergétique dans un but d’équilibrage du réseau électrique peut être utilisé sur les points de consommation les plus importants comme les usines par exemple. On parle d’effacement diffus lorsque le principe est appliqué à un grand nombre de consommateurs de plus petite taille, notamment les particuliers. C’est cet aspect qui nous intéressera par la suite et le terme effacement renverra, sauf mention contraire, à cette notion. L’effacement diffus est un concept qui englobe de nombreuses problématiques à des niveaux d’abstraction différents.

Le premier point de divergence entre les approches est le type de contrôle utilisé par le système afin de déclencher un effacement. Traditionnellement, l’effacement diffus est réalisé au moyen d’une incitation tarifaire. L’opérateur fait varier le prix de l’énergie pour pousser la consommation des particuliers à la hausse ou à la baisse en fonction de ses besoins de régulation. Cette méthode simple à mettre en place est d’une efficacité relative car la réponse des logements à une variation du prix de l’électricité est difficilement contrôlable donc trop peu prévisible [3]. Elle peut être mal acceptée par le consommateur car si une bonne maîtrise de sa consommation peut lui permettre de réaliser des économies, une erreur de gestion peut avoir un impact très important sur sa facture. Cette approche est donc privilégiée pour les cas d’utilisations dont les contraintes en termes de stabilité et fiabilité sont les moins grandes, par exemple pour la réduction globale des pics de consommation journaliers. Le prix de l’électricité en tant que signal est néanmoins une base intéressante pour la construction de systèmes distribués [11][9]. Plus récemment, l’intérêt des acteurs du domaine s’est porté sur des solutions de gestion plus directes en équipant dans la plupart des cas le foyer du consommateur d’un dispositif permettant de réguler sa consommation de manière plus ou moins directe. Nous reviendrons sur les algorithmes de contrôle plus loin.

La deuxième grande problématique est le moyen de transmission choisi pour échanger des ordres et informations entre l’opérateur et les équipements installés chez le consommateur. Cela détermine une grande partie du coût du système, sa réactivité et son évolutivité. Si un lien direct et permanent est établi entre chaque client et l’opérateur, cela implique une infrastructure réseau importante et coûteuse dans la

plupart des cas mais permet une grande réactivité. À l'inverse, si les relais installés dans les foyers ne se connectent qu'à une certaine fréquence, cette fréquence sera critique quant à la capacité du système à répondre aux besoins de l'opérateur. C'est pourquoi la majorité des travaux considèrent une connexion continue aux serveurs de l'opérateur.

Enfin, la problématique traitée ici est le contrôle de ces équipements. Quel algorithme permet de s'engager rapidement et de manière fiable sur une capacité totale d'effacement, puis de la maintenir sur toute la durée demandée tout en respectant le confort des utilisateurs et une certaine équité entre la participation de ces derniers ? Les différentes approches existantes dans la littérature peuvent être classées en deux catégories : centralisées quand le contrôle est effectué par un serveur central qui envoie à chaque foyer connecté des ordres simples (coupure/allumage), ou décentralisées quand la décision (de s'effacer ou non) est prise par l'appareil présent dans le foyer.

Les algorithmes centralisés proposés dans la littérature et utilisés dans certains cas concrets [2] consistent généralement en un usage plus ou moins poussé de statistiques. Les systèmes historiques, comme la Télécommande Centralisée à Fréquence Musicale d'EDF [4], permettent l'extinction à distance de certains équipements (le chauffe-eau en général) chez les particuliers ayant souscrit au tarif "heures pleines/heures creuses" d'EDF. Ces extinctions sont généralisées, et leur simultanéité peut avoir un impact important sur le réseau électrique si elles ne sont pas prévues. De même, l'effet de report massif de la consommation dû à l'allumage simultané des équipements après l'effacement peut créer un pic de consommation égal voire parfois supérieur au pic effacé [3]. Cet effet report, amoindri naturellement par les systèmes stochastiques, peut être évité par un système centralisé pour peu que les équipements soient contrôlables individuellement. Il est alors simple de ne pas réactiver tous les équipements en même temps. Les travaux récents proposant un système centralisé utilisent parfois des techniques tirées du domaine de l'intelligence artificielle comme les réseaux de neurones [6] ou l'apprentissage par renforcement [17] afin de déterminer automatiquement les politiques de gestion les plus efficaces.

Dans les approches décentralisées, on trouve les travaux utilisant des systèmes multi-agents. Souvent basés sur une incitation tarifaire [11][9], la plupart proposent un modèle sto-

chastique permettant de répartir l'action des agents dans le temps, évitant ainsi les effets d'oscillations qui peuvent apparaître dans un système basé sur des hystérésis ou des limites de déclenchement trop simples [15][17]. De même, les travaux de Beal et al. [13][12][1][10] proposent un algorithme nommé ColorPower permettant un contrôle distribué de la demande via un modèle stochastique. Le principe de l'approche stochastique est d'installer chez le consommateur un contrôleur capable de couper l'alimentation de certains appareils. Ce contrôleur éteint ou allume ces appareils avec une probabilité qu'il modifie en permanence, selon un signal envoyé par le serveur central. Ce signal pousse l'augmentation de cette probabilité lors d'un besoin d'effacement et la diminue le reste du temps. Ces systèmes ont un inconvénient majeur inhérent à leur forte composante probabiliste : il leur est difficile d'être efficaces avec peu de participants connectés. En effet, d'après ce modèle, la capacité d'effacement disponible n'est pas la somme des capacités disponibles dans chaque foyer équipé car un foyer ne s'efface pas forcément à chaque appel. Les systèmes stochastiques nécessitent donc une quantité de participants minimale pour garantir un effacement de consommation et n'autorisent pas une mise en place itérative du système [5].

3 Modèle

Dans un premier temps, nous présentons rapidement Hemis, la solution d'intelligence ambiante pour le foyer sur laquelle s'appuie notre système d'effacement. Nous formalisons ensuite les contraintes auxquelles sera soumis notre système et les objectifs qu'il devra atteindre. Nous exposerons enfin notre modèle de gestion décentralisée de l'effacement diffus en temps réel.

3.1 Hemis

Hemis¹ est une solution d'intelligence ambiante pour le foyer développée par la société UbiAnt en partenariat avec le laboratoire LIRIS. Fondé sur un système d'optimisation multi-contraintes construit sur une logique multi-agents, Hemis permet de gérer intelligemment et automatiquement la consommation énergétique du foyer en maintenant le niveau de confort souhaité. Tous les appareils connectés du foyer (chauffage,

1. <http://www.ubiAnt.com/hemis-ubiAnt/>

éclairage, capteurs de présence, de luminosité, volets roulants, etc.) sont représentés par des agents réactifs qui collaborent via des espaces de marquage communs pour atteindre les objectifs de chaque facteur environnemental (température, luminosité, consommation, etc.) et satisfaire leurs contraintes. L'utilisateur fixe simplement les objectifs pour chaque facteur, et les agents agissent de concert pour trouver en temps réel le meilleur compromis entre consommation et confort.

Pour déterminer la flexibilité disponible, Hemis s'appuie, d'une part, sur un historique local de la consommation et des usages, couplé aux informations données par les capteurs (la courbe de consommation ne sera pas la même que celle des cinq derniers jours s'il fait particulièrement froid le jour même) et, d'autre part, sur les prévisions de chaque agent (capteur ou actionneur) individuellement. La prévision de la flexibilité prendra en compte l'ensemble des équipements consommateurs, qu'ils soient allumés ou non. En effet, l'effacement peut être la coupure d'un équipement mais également le fait de ne pas l'allumer comme d'habitude, en reportant son utilisation ou en l'avançant (chauffer un peu plus tôt une pièce pour profiter de l'inertie thermique pendant l'effacement par exemple). L'utilisateur conserve le contrôle de ses équipements même pendant un effacement. Et si un appareil est allumé alors qu'un effacement est prévu, il n'est pas coupé pour autant. La flexibilité est simplement revue à la baisse.

3.2 Formalisation du problème

On suppose par la suite qu'il existe une solution d'intelligence ambiante pour le foyer capable de connaître à tout moment la flexibilité f_t^a du logement a à l'instant t , c'est-à-dire la quantité d'énergie effaçable tout en maintenant le confort de l'utilisateur. Cette flexibilité étant dans tous les cas le résultat de calculs et d'estimations, on considère qu'elle intègre avant sa transmission au système une marge d'erreur suffisante pour pouvoir considérer que la valeur transmise est fiable à 100%. Soit un ensemble $N = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ de foyers équipés de cette solution. À chaque instant t , on dispose d'une flexibilité totale, i.e. une capacité d'effacement totale $F(t) = \sum_{a \in N} f_t^a$ pour le réseau. Pour satisfaire une demande d'effacement de capacité Q_t , chaque agent a participant au système devra s'effacer d'une quantité d'énergie x_t^a . Or, au cours de l'effacement, il est probable qu'un

ou plusieurs logements participants voient leur flexibilité diminuer ou même s'annuler. Pour garantir la stabilité de l'effacement, le système doit donc être capable, dans un délai extrêmement court, de modifier $x_t^a, \forall a \in N$ tel que $\sum_{a \in N} x_t^a = Q_t$ à presque chaque instant t . Nous proposons dans la section suivante une architecture capable d'assurer cette stabilité en permanence, de façon décentralisée et sans incitation tarifaire.

3.3 Modèle pour l'effacement diffus

Afin de répondre au problème exposé en 3.2, nous avons choisi une approche décentralisée fondée sur un système multi-agents inspiré des modèles de diffusion épidémique. Un agent est un foyer capable de connaître en temps réel sa flexibilité comme décrit en section 3.1. Grâce à un algorithme de calcul d'agrégation décentralisé que nous décrirons à la section 3.5, chaque agent connaît également en permanence la valeur d'un certain nombre de variables concernant la population totale (section 3.4). Le rôle du système décentralisé est de déterminer dans quelle proportion chaque agent doit participer à chaque ordre d'effacement. Chaque agent possède pour cela une note calculée en fonction de divers critères sur lesquels nous reviendrons en section 3.6. Lorsqu'un ordre d'effacement parvient à l'agent, celui-ci va déterminer l'effort qu'il peut et doit fournir en fonction de sa note, de sa flexibilité et bien sûr de la demande. L'événement terminé, il mettra à jour sa note en fonction de ses dernières performances.

3.4 Variables partagées

Pour le bon fonctionnement de l'algorithme, les agents ont besoin de connaître les valeurs de certaines variables concernant la population entière :

- l'ordre O est un ensemble $O = \{Q_t, t_d, t_f\}$ comprenant Q_t la quantité d'énergie à effacer, supposée constante entre t_d la date de début de l'événement et t_f la date de fin. Cet ordre peut provenir de différentes sources, que nous évoquerons en section 5. Nous considérons ici que l'ordre parvient à un ou plusieurs agents de façon fiable et que chaque agent qui le reçoit le partage à un nombre $j \leq n$ d'agents.
- la somme des participations agg est la capacité totale d'effacement proposée

- par la population à chaque instant.
- la note maximale g_{max} est la plus haute note courante obtenue par un agent dans la population.
- les variables c_{min} et c_{max} correspondent respectivement aux effacements minimum et maximum réalisés par l'ensemble des agents sur les m derniers événements.

Ces variables sont calculées de manière décentralisée grâce à l'algorithme Push-Sum proposé par Kempe et al [7] que nous décrivons juste après.

3.5 Algorithme Push-Sum

L'algorithme Push-Sum [7] permet à un ensemble d'agents de calculer un agrégat (somme, moyenne, produit, maximum, minimum, etc...) de façon totalement décentralisée en suivant un modèle dit épidémique ou de propagation de rumeur. Dans ce modèle, chaque agent a possède trois variables : x^a la valeur participant au calcul de l'agrégat (la participation de l'agent par exemple), la somme s^a initialisée à x^a et la pondération w^a initialisée à 0 ou 1 selon le résultat voulu. Dans le cas du calcul d'une somme par exemple, on initialisera w à 0 pour tous les agents sauf un qui prendra la valeur $w = 1$. À l'instant $t = 0$, l'agent s'envoie à lui-même la paire (s^a, w^a) . À chaque itération, une part $\alpha_{a,j}$ de s^a et w^a est envoyée à J agents de telle sorte que $\sum_j \alpha_{a,j} = 1$ (généralement, $\alpha_{a,j} = \frac{1}{J}$). Les valeurs de s^a et w^a sont ensuite mises à jour en additionnant les K paires $(\alpha_{k,a}s^k, \alpha_{k,a}w^k)$ reçues par a : $s^a = \sum_K \alpha_{k,a}s^k$ et $w^a = \sum_K \alpha_{k,a}w^k$.

À chaque instant, l'agent peut calculer l'estimation de l'agrégat $agg^a = \frac{s^a}{w^a}$. Kempe et al. montrent que, étant donné un $\gamma > 0$ et un $\delta \in [0, 1]$ donnés, l'erreur d'estimation de la valeur de l'agrégat agg est inférieure à γ avec une probabilité supérieure à $1 - \delta$ au bout d'au plus $O(\log n + \log \frac{1}{\gamma} + \log \frac{1}{\delta})$ itérations. Cette complexité logarithmique nous autorise un passage à l'échelle rapide.

Le choix des voisins lors de l'envoi des messages dépend de la topologie du réseau. Dans le cas d'un graphe complet (chaque agent peut directement communiquer avec n'importe quel autre agent), ce choix peut-être uniformément aléatoire. C'est le cas lorsque tous les agents sont connectés sur le même réseau IP et c'est le cas dans lequel nous nous plaçons. Il est à noter

que cet algorithme ne fonctionne que si le réseau peut être représenté par un graphe connexe, c'est-à-dire que pour toute paire d'agent a et a' il existe un chemin entre a et a' .

Le calcul d'un maximum ou d'un minimum (dans le cas des capacités par exemple, voir 3.4) se fait en retenant toujours le minimum ou le maximum des valeurs reçues pour le propager. Chaque agent envoie alors son propre minimum ou maximum local à ses voisins, sans le pondérer par α . Il est intéressant de noter que cet algorithme permet l'implémentation aisée de fonctions d'observation des performances du réseau pour un opérateur comme, par exemple, la possibilité de connaître le nombre d'agents possédant certains paramètres (fiabilité, participation, etc...), la moyenne des participations ainsi que d'autres outils statistiques standards (écart-type, etc...).

3.6 Auto-évaluation de l'agent

L'agent calcule sa note selon trois critères : la fiabilité, c'est-à-dire sa capacité à maintenir un effacement sur lequel il s'était engagé ; la flexibilité moyenne dont il dispose ; et sa fréquence de participation. Si l'évaluation de la fiabilité et de la capacité des agents permet de répondre aux impératifs de stabilité d'un effacement, le critère de participation vise à améliorer l'intégration du système au foyer en évitant une participation trop forte ou trop faible d'un foyer aux efforts d'effacement. Ces trois critères sont évalués à partir de l'historique de l'agent et font chacun l'objet d'une note sur 1. La moyenne pondérée de ces trois notes donne la note finale de l'agent. Plus précisément, l'historique M^a d'un agent a est un ensemble de m triplets $M^a = \{(r_1^a, c_1^a, t_1^a), \dots, (r_m^a, c_m^a, t_m^a)\}$.

- c_j^a est la quantité d'énergie effacée par l'agent a lors de l'effacement j
- r_j^a vaut 1 si $|\text{obj}_j^a - c_j^a| < \epsilon$ (0 sinon), obj_j^a étant l'objectif fixé au début de l'événement et ϵ un paramètre fixe représentant la marge de tolérance.
- t_j^a vaut 1 si l'agent a a participé à l'effacement j , 0 sinon

La note de l'agent g^a est calculée à partir de la fiabilité R^a de l'agent a , de sa capacité moyenne C^a et de sa participation T^a , en se basant sur son historique M^a :

- La note de fiabilité d'un agent a est don-

née par $R^a = \frac{\sum_{j=1}^m r_j^a}{m}$. Un agent dont l'en-

gagement sera systématiquement respecté obtiendra donc la note de fiabilité maximum.

- $C_{moy}^a = \frac{\sum_{j=1}^m c_j^a}{m}$ étant la moyenne des m derniers effacements de l'agent a , sa note de capacité est $C^a = \frac{C_{moy}^a - c_{min}}{c_{max} - c_{min}}$, sachant que $c_{min} = \min_{a \in N} C_{moy}^a$ est une variable partagée mise à jour par les n agents, de même que $c_{max} = \max_{a \in N} C_{moy}^a$ (voir section 3.4). Il s'agit d'un classement sur la capacité d'effacement avançant les agents proposant une grande capacité d'effacement.

- Sa participation calculée comme suit

$T^a = 1 - \frac{\sum_{j=1}^m t_j^a}{m}$. Un agent participant peu verra sa note de participation augmenter, lui permettant alors de plus participer aux événements futurs. À l'inverse, un agent ayant participé sur les m derniers effacements obtiendra $T^a = 0$.

On a donc $g^a = k_1 R^a + k_2 C^a + k_3 T^a$ avec k_1 , k_2 et k_3 des coefficients de pondérations tels que $k_1 + k_2 + k_3 = 1$ et $k_1, k_2, k_3 \in [0, 1]^3$.

3.7 Ajustement de la participation

Wuhib et al [16] ont utilisé l'algorithme Push-Sum pour élaborer un algorithme de détection de dépassement de seuil décentralisé. Nous en avons repris certains éléments et proposons une variante permettant à chaque agent d'adapter sa participation à l'effort demandé de façon à ce que l'effort cumulé des agents converge très rapidement vers l'objectif. Il s'agit dans un premier temps de détecter une différence entre la somme des participations agg et l'effort demandé Q . Si comparer les deux valeurs est élémentaire, il faut prendre en compte la variation permanente de la somme des participations dû au temps de convergence de l'algorithme Push-Sum.

Pour éviter un phénomène oscillatoire lorsque $agg \simeq Q$, deux dispositifs sont mis en place. Le premier est un ratio $0 \leq H \leq 1$, implémentant une hystérésis autour de l'effort demandé Q , permettant d'atténuer les variations de faible amplitude et de basse fréquence de l'agrégat dues aux changements réguliers de la flexibilité des agents. On considère alors que l'on a un dépassement de seuil si $\left| \frac{agg}{Q} - 1 \right| \geq H$ (voir figure

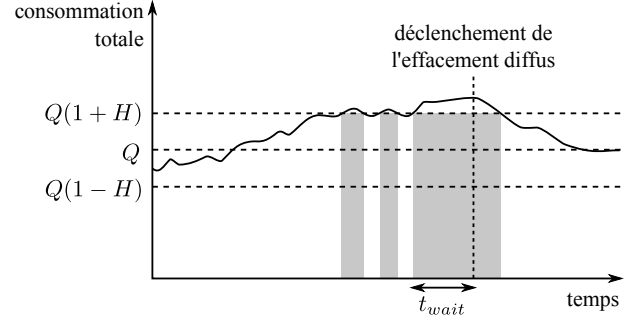


FIGURE 2 – Processus de détection d'un dépassement de l'ordre d'effacement. Le dépassement est avéré lorsque la valeur de l'agrégat dépasse le seuil $Q(1 + H)$ (zones grises) et que le délai t_{wait} est dépassé. L'agent commence alors à ajuster sa participation.

2.

Le deuxième mécanisme permettant un ajustement fiable est un filtre passe-bas atténuant les variations rapides. Il est implémenté par une durée t_{wait} pendant laquelle le dépassement doit être constaté avant d'être pris en compte. Ces deux dispositifs combinés permettent une détection claire et cohérente des dépassements par l'ensemble des agents malgré les perturbations fréquentes de l'agrégat calculé.

À la réception d'un ordre d'effacement, l'agent détermine sa participation maximum x_{lim} en fonction de sa flexibilité f^a et de sa note g^a suivant la formule $x_{lim} = \frac{g^a}{g_{max}} f^a$. De cette manière, les agents les mieux notés participent en plus grande partie que les agents potentiellement moins fiables, ou ayant participé plus souvent. Si l'agent estime qu'il est nécessaire de modifier sa participation pour atteindre l'objectif commun, il ajuste x^a suivant la formule $x^a = x^a \left(1 + \frac{Q - agg}{agg} \right)$. S'il est correctement défini, le délai t_{wait} permet à la nouvelle valeur de agg d'être connue par tous avant un nouvel ajustement de la participation, évitant ainsi une oscillation de la valeur de agg . Si l'agent, au cours de son ajustement, atteint sa valeur limite x_{lim} de participation, il augmente cette dernière suivant la formule $x_{lim} = x_{lim} + (f^a - x_{lim}) * v$, v étant un coefficient de variation $v \leq 1$ fixe ou ajusté en fonction de l'écart à combler.

3.8 Pseudo-code

Nous détaillons ici le déroulement de l'algorithme exécuté par chaque agent participant au système, en renvoyant à l'algorithme 1.

L'étape 1 est la phase d'initialisation. On notera que dans ce pseudo-code w^a est initialisé à 0, donc un des autres agents du système devra être initialisé à 1 pour que le calcul d'agrégation fonctionne (voir section 3.5).

Les étapes 2 à 9 sont l'implémentation du protocole Push-Sum décrit précédemment. Le choix des J voisins dépend de la topologie du réseau et des contraintes de connectivité. Plus le nombre d'agents contactés à chaque tour sera grand, plus rapide sera la convergence de agg .

Les étapes 10 à 15 servent à la réception et la propagation de l'ordre d'effacement O . La limite virtuelle x_{lim} est fixée ligne 12.

L'ajustement de la participation de l'agent est effectué entre les étapes 16 et 27. On remarque l'hystérésis H à l'étape 16 ainsi que l'implémentation du filtre passe-bas avec le délai t_{wait} . Les étapes 24 à 27 permettent l'ajustement de la limite virtuelle x_{lim} .

Au début de l'effacement (étape 29), obj^a enregistre la participation engagée. Cette variable servira par la suite au calcul de la fiabilité.

Tant que $etat = 2$, la participation prise par l'agent affecte directement le foyer concerné. Cela n'a pas été inclus dans le pseudo-code par souci de clarté.

À la fin de l'effacement (étape 33), l'agent met à jour son historique M . Toujours par souci de lisibilité, nous n'avons pas intégré les calculs décrits dans la section 3.6 dans le pseudo code.

Si les calculs de fiabilité (étape 35) et de participation (étape 36) peuvent être effectués immédiatement à la fin de l'effacement, il est nécessaire d'attendre un délai (ici t_{wait}) avant de calculer la note de capacité C (étape 41), celle-ci dépendant des deux variables c_{min} et c_{max} calculées de façon décentralisée.

La note g de l'agent peut ensuite être calculée (étape 43).

4 Expérimentations

4.1 Protocole de test

La capacité d'effacement total de notre système dépend uniquement de la capacité qu'a chaque foyer à s'effacer à chaque instant t . Toute la flexibilité annoncée par un agent à cet instant est utilisable instantanément. Par ailleurs, le délai d'activation d'un effacement est égal à la durée de la propagation de l'information à travers le réseau. Il dépend donc de la topologie de ce dernier et des contraintes de connectivités. Dans le cas d'une propagation aléatoire uniforme, Kempe et Al montrent

Algorithm 1 Pseudo-code pour l'agent a

t = 0

1: $x \leftarrow f, s \leftarrow x, w \leftarrow 0, etat \leftarrow 0, cnt_1 \leftarrow 0, cnt_2 \leftarrow 0$

t > 0

2: Soit $K = \{(s^*, w^*, g_{max}^*, c_{min}^*, c_{max}^*)\}$ l'ensemble des messages envoyés à a durant le tour $t - 1$

3: $s \leftarrow x_t - x_{t-1} + \sum_K s^*, w \leftarrow \sum_K w^*$

4: $g_{max} \leftarrow \max(g_{max}^*)$

5: $c_{min} \leftarrow \min(c_{min}^*), c_{max} \leftarrow \max(c_{max}^*)$

6: Soit $J \subseteq N \setminus \{a\}$ un ensemble de j agents choisis aléatoirement

7: $\alpha_a \leftarrow \frac{1}{|J|+1}$

8: envoi $(\alpha_a s, \alpha_a w, g_{max}, c_{min}, c_{max})$ à $J \cup \{a\}$

9: $agg \leftarrow \frac{s}{w}$

10: **si** $O = \{Q, t_d, t_f\}$ est reçu **alors**

11: envoi de O à j agents

12: $x_{lim} \leftarrow \frac{g}{g_{max}} f$

13: $x_t \leftarrow x_{lim}$

14: $etat \leftarrow 1$

15: **fin si**

16: **si** $\left| \frac{agg}{Q} - 1 \right| < H$ **alors**

17: **si** $t - cnt_1 \geq t_{wait}$ **alors**

18: $x_t \leftarrow x_t \left(1 + \frac{Q-agg}{agg} \right)$

19: $cnt_1 \leftarrow t$

20: **fin si**

21: **sinon**

22: $cnt_1 \leftarrow t$

23: **fin si**

24: **si** $x_t \geq x_{lim}$ **alors**

25: $x_{lim} \leftarrow x_{lim} + (f - x_{lim}) * v$

26: **fin si**

27: $x_{lim} \leftarrow \min(x_{lim}, f)$

28: $x_t \leftarrow \min(x_t, x_{lim})$

29: **si** $etat = 1$ et $t_d \leq t$ **alors**

30: $obj \leftarrow x_t$

31: $etat \leftarrow 2$

32: **fin si**

33: **si** $etat = 2$ et $t_f < t$ **alors**

34: Mise à jour de l'historique M_a

35: Calcul de la fiabilité R_a

36: Calcul de la participation T_a

37: $cnt_2 \leftarrow t$

38: $etat \leftarrow 3$

39: **fin si**

40: **si** $etat = 3$ **alors**

41: **si** $t - cnt_2 \geq t_{wait}$ **alors**

42: Calcul de la note de capacité C^a

43: $g^a = k_1 R^a + k_2 C^a + k_3 T^a$

44: $etat \leftarrow 0$

45: **fin si**

46: $g_{max} \leftarrow \max(g, g_{max})$

47: **fin si**

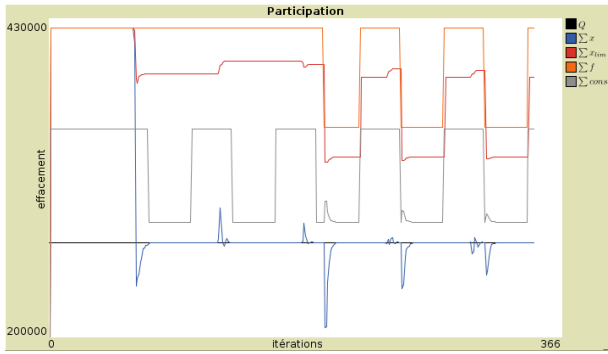


FIGURE 3 – On observe sur cette figure le comportement des agents sur une série de 5 effacements simulés. La ligne noire horizontale correspond à l’ordre d’effacement, sur lequel s’ajuste la participation totale des agents (courbe bleue). La courbe orange indique la flexibilité totale des agents à partir de laquelle est calculée leur limite de participation virtuelle (courbe rouge). La courbe grise représente la consommation totale ramenée à la même échelle pour plus de lisibilité.

que la valeur agg se propage uniformément en $O(n)$ itérations. Notre intérêt s’est donc porté sur la capacité de notre système à réagir aux aléas et à maintenir au mieux un effacement stable. Des simulations réalisées grâce au logiciel NetLogo [14] nous ont permis de vérifier cela. Nous avons paramétré nos simulations comme suit. Chaque foyer est un agent qui possède une consommation énergétique fixe que nous avons définie à 3500W à chaque instant. Il possède également une flexibilité en watt fixe prise au hasard dans l’ensemble $\{100, 200, 500, 1000, 2000, 3000\}$, c’est-à-dire que les agents disposent d’une flexibilité moyenne de 1133W correspondant à la coupure d’un chauffage électrique associée à la diminution légère de la luminosité ambiante. Le coefficient de pondération de la note de fiabilité k_1 d’un agent est fixé à 0.5, celui de la capacité k_2 est à 0.4 et celui de la fréquence de participation k_3 à 0.1. La note de départ d’un agent est fixée aléatoirement entre 0 et 10, et la taille m de l’historique M est de 10 événements.

4.2 Résultats

Nos simulations avaient deux objectifs principaux. Le premier était de montrer l’efficacité du système multi-agents pour le maintien de la stabilité de l’effacement. La figure 3 illustre une série d’effacements réalisés par le système. Pour les deux premiers événements, les agents sont

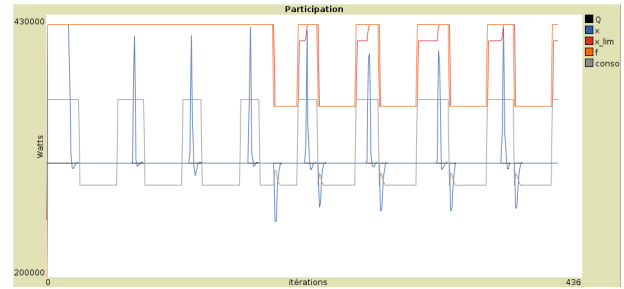


FIGURE 4 – Cette figure montre le comportement du système lorsque l’auto-évaluation des agents n’est pas prise en compte lors de leur participation à un effort. La légende est celle de la figure 3.

fiables à 100%, l’effacement est alors parfaitement stable. Au début du troisième effacement, les agents les mieux notés voient leur fiabilité ramenée à 0 (baisse de la flexibilité totale visible sur la courbe orange). On constate alors une chute inévitable de la somme de la participation (en bleu), immédiatement suivie de la compensation du système pour atteindre à nouveau l’objectif initial. La rapidité de la réponse et l’impact des agents peu fiables dépendent de la justesse de la notation des agents, qui garantit que les agents les plus à même de répondre participent en plus grande proportion. Le second objectif de nos simulations était donc de vérifier la pertinence de cette notation. En initialisant la note des agents de manière aléatoire, nous avons pu observer son ajustement au fur et à mesure des effacements, et son effet sur la qualité de l’effacement. En effet, toujours sur la figure 3, on observe une diminution de l’impact des agents moins fiables sur la stabilité de l’effacement. Cela confirme l’efficacité du système de notation qui a immédiatement réduit leur participation. La figure 4 montre le comportement du système dans les mêmes conditions mais sans auto-évaluation. Lors de la réception d’un ordre d’effacement, chaque agent s’engage de sa flexibilité de base, sans modérer sa participation sur la base de ses performances. Comme sur la figure 3, la fiabilité d’une partie des agents est artificiellement annulée au bout d’un certain temps. On constate bien l’adaptation immédiate du système qui parvient rapidement à compenser les pertes, mais l’impact de ces agents incapables de respecter l’engagement pris reste le même à chaque effacement, montrant la nécessité du système de régulation par auto-évaluation que nous proposons.

5 Conclusion et perspectives

L'effacement diffus est une technique vouée à se développer rapidement dans les prochaines années. Solution logique aux problématiques actuelles sans inconvénient majeur, elle offre aux énergéticiens un levier écologique pour maintenir la stabilité du réseau et aux consommateurs un moyen simple et intelligent de réaliser des économies d'énergie. L'obstacle majeur des systèmes actuellement en place et des mécanismes développés dans la littérature est de concilier l'amélioration du confort utilisateur, avec le maintien d'une complexité acceptable. Or, prendre en compte l'utilisateur implique pour un modèle centralisé un échange à double sens permanent entre un nœud central et ses utilisateurs, et donc une montée en charge difficile. Pour pallier ces problèmes, dans cet article, nous proposons une architecture décentralisée pour l'effacement diffus, capable de supporter sans effort la gestion de centaines de milliers de consommateurs simultanément, conçue en suivant un raisonnement ascendant. En déléguant le maintien du confort utilisateur au foyer lui-même et en laissant les agents décider indépendamment de leur participation à un effort d'effacement, on réduit drastiquement la complexité du traitement à effectuer, ce qui autorise alors une grande évolutivité sans nécessiter de matériel particulier, au contraire des méthodes stochastiques où un effacement efficace n'est possible qu'à partir d'un certain nombre de participants. La flexibilité déclarée par les agents est mobilisable instantanément à tout moment, permettant une mise en place itérative du système qui est utilisable dès le premier utilisateur connecté. Nous avons proposé dans cet article un système de synchronisation des agents grâce à un algorithme épidémique combiné à un système d'auto-évaluation permettant de favoriser la participation des agents les plus fiables à l'effort d'effacement diffus. Nos simulations ainsi que les premiers tests effectués nous confirment la résilience et l'auto-adaptation du système pour garantir la stabilité de l'effacement pendant toute sa durée, même en cas de désengagement de certains agents. Elles montrent également la pertinence et l'efficacité de l'auto-évaluation qui permet au système d'améliorer drastiquement ses performances et sa fiabilité d'un effacement à l'autre tout en évitant une participation trop fréquente de certains agents. Ce dernier point est crucial pour l'acceptation du système par les utilisateurs finaux et donc pour la viabilité du système. Nos simulations mettent également en évidence le besoin d'un

étalonnage préalable à la réalisation d'effacements réels, l'ajustement de l'auto-évaluation étant le résultat d'un apprentissage sur plusieurs effacements.

Ces résultats prometteurs amènent à un certain nombre de perspectives. Dans un premier temps, nous devons soumettre notre système à des tests plus poussés en conditions réelles, plus contraignants en termes de résistance aux pannes, de topologie du réseau, et de connectivité. Cela nous permettra de mieux quantifier les limites de notre système selon l'usage visé.

Il nous semble également intéressant d'intégrer un processus d'optimisation des différents paramètres locaux, tels que l'hystérésis H ou le délai t_{wait} , ainsi que les coefficients d'évaluation k_1 , k_2 et k_3 . Ces paramètres pourraient être modifiés par l'agent en fonction d'observations locales (détections de dépassement trop fréquentes ou peu pertinentes, participation trop faible malgré une grande fiabilité) puis les résultats propagés sur le réseau en fonction de leur résultat.

Dans un deuxième temps, il serait intéressant d'améliorer la façon dont les agents reçoivent l'ordre d'effacement. En effet, en l'état actuel, l'ordre d'effacement est communiqué à un ou plusieurs agents en provenance d'une source extérieure unique et considérée comme fiable. Cela rend cependant le système dépendant de cette source (l'opérateur du réseau électrique en l'occurrence). Nous pensons qu'un mécanisme d'apprentissage couplé à un réseau de confiance permettrait aux agents de prévoir les besoins en termes d'effacement. Cela permettrait à terme de se passer de source d'information extérieure unique et d'anticiper au plus tôt l'arrivée d'un ordre d'effacement, augmentant la résilience du système.

Pour ce faire, une piste envisagée est l'implémentation d'un algorithme de détection de motifs multimodaux (variation de la fréquence du réseau, heure de la journée, présence des occupants, etc...) au niveau de l'agent [8]. Cette détection de motifs pourrait alors être renforcée par une éventuelle source fiable extérieure pour un premier niveau d'apprentissage. Un deuxième niveau pourrait ensuite être apporté par le réseau d'agents, qui en renforçant ou inhibant les connexions entre agents en fonction de la coïncidence des motifs détectés, créerait un réseau de confiance. Ce réseau créditerait les agents ayant appris les motifs les plus pertinents et donc plus à même d'anticiper un besoin d'effacement.

Références

- [1] Jacob Beal, Jeffrey Berliner, and Kevin Hunter. Fast Precise Distributed Control for Energy Demand Management. In *2012 IEEE Sixth International Conference on Self-Adaptive and Self-Organizing Systems*, pages 187–192. IEEE, September 2012.
- [2] Pierre Bivas. La production d’effacement : comment offrir des économies d’électricité à des millions de foyers. *Le journal de l’école de Paris du management*, (4) :8–14, 2011.
- [3] D S Callaway and I A Hiskens. Achieving Controllability of Electric Loads. *Proceedings of the IEEE*, 99(1) :184–199, January 2011.
- [4] Specification Technique Edf. *Matériels d’émission et de réception de télécommande centralisée à fréquence musicale*.
- [5] Sylvain Frey, Ada Diaconescu, David Menga, and Isabelle Demeure. A holonic control architecture for a heterogeneous multi-objective Smart Micro-Grid. *International Conference on Self-Adaptive and Self-Organizing Systems, SASO*, pages 21–30, 2013.
- [6] Ju Hang Ju Hang, Jin-Xin Tian Jin-Xin Tian, and Huang-Gui Lin Huang-Gui Lin. Application of Artificial Neural Network in Intelligent Building. In *2007 International Conference on Machine Learning and Cybernetics*, volume 7, pages 4215–4220. IEEE, 2007.
- [7] David Kempe, Alin Dobra, and Johannes Gehrke. Gossip-based computation of aggregate information. In *Foundations of Computer Science, 2003. Proceedings. 44th Annual IEEE Symposium on*, pages 482–491. IEEE, 2003.
- [8] Sébastien Mazac, Frédéric ARMETTA, and Salima Hassas. Approche décentralisée pour un apprentissage constructiviste en environnement continu : application à l’intelligence ambiante. In *Journées Francophones sur les Systèmes Multi-Agents (JFSMA)*, 2015.
- [9] Amir-Hamed Mohsenian-Rad, Vincent W. S. Wong, Juri Jatskevich, Robert Schober, and Alberto Leon-Garcia. Autonomous Demand-Side Management Based on Game-Theoretic Energy Consumption Scheduling for the Future Smart Grid. *IEEE Transactions on Smart Grid*, 1(3) :320–331, December 2010.
- [10] Alex Papalexopoulos, Jacob Beal, and Steven Florek. Precise Mass-Market Energy Demand Management Through Stochastic Distributed Computing. *IEEE Transactions on Smart Grid*, 4(4) :2017–2027, December 2013.
- [11] Sarvapali D. Ramchurn, Perukrishnen Vytelingum, Alex Rogers, and Nick Jennings. Agent-based control for decentralised demand side management in the smart grid. In *The 10th International Conference on Autonomous Agents and Multiagent Systems-Volume 1*, pages 5–12. International Foundation for Autonomous Agents and Multiagent Systems, 2011.
- [12] Vinayak V Ranade. *Model and control for cooperative energy management*. Massachusetts Institute of Technology, 2010.
- [13] Vinayak V. Ranade and Jacob Beal. Distributed Control for Small Customer Energy Demand Management. In *2010 Fourth IEEE International Conference on Self-Adaptive and Self-Organizing Systems*, pages 11–20. IEEE, September 2010.
- [14] Seth Tisue and Uri Wilensky. NetLogo : A Simple Environment for Modeling Complexity. 2004.
- [15] Mohammad R. Vedady Moghadam, Richard T B Ma, and Rui Zhang. Distributed Frequency Control in Smart Grids via Randomized Demand Response. *IEEE Transactions on Smart Grid*, 5(6) :2798–2809, November 2014.
- [16] Fetahi Wuhib, Mads Dam, and Rolf Stadler. A gossiping protocol for detecting global threshold crossings. *Network and Service Management, IEEE Transactions on*, 7(1) :42–57, 2010.
- [17] Haibo You, Vijay Vittal, Juhwan Jung, Chen-Ching Liu, Massoud Amin, and Rambabu Adapa. An intelligent adaptive load shedding scheme. *Proc. 2002 14-th PSCC*, pages 17–6, 2002.