

**Titre:** Réseaux de capteurs sans fil avec récolte d'énergie : techniques de transmission pour les applications sensibles au délai  
Title: transmission pour les applications sensibles au délai

**Auteur:** Amina Hentati  
Author:

**Date:** 2021

**Type:** Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis

**Référence:** Hentati, A. (2021). Réseaux de capteurs sans fil avec récolte d'énergie : techniques de transmission pour les applications sensibles au délai [Thèse de doctorat, Polytechnique Montréal]. PolyPublie.  
Citation: <https://publications.polymtl.ca/6580/>

## Document en libre accès dans PolyPublie Open Access document in PolyPublie

**URL de PolyPublie:** <https://publications.polymtl.ca/6580/>  
PolyPublie URL:

**Directeurs de recherche:** Jean-François Frigon, & Wessam Ajib  
Advisors:

**Programme:** Génie électrique  
Program:

**POLYTECHNIQUE MONTRÉAL**

affiliée à l'Université de Montréal

**Réseaux de capteurs sans fil avec récolte d'énergie : techniques de transmission  
pour les applications sensibles au délai**

**AMINA HENTATI**

Département de génie électrique

Thèse présentée en vue de l'obtention du diplôme de *Philosophiaæ Doctor*  
Génie électrique  
Avril 2021

**POLYTECHNIQUE MONTRÉAL**  
affiliée à l'Université de Montréal

Cette thèse intitulée :

**Réseaux de capteurs sans fil avec récolte d'énergie : techniques de transmission  
pour les applications sensibles au délai**

présentée par **Amina HENTATI**  
en vue de l'obtention du diplôme de *Philosophiæ Doctor*  
a été dûment acceptée par le jury d'examen constitué de :

**Chahé NERGUIZIAN**, président  
**Jean-François FRIGON**, membre et directeur de recherche  
**Wessam AJIB**, membre et codirecteur de recherche  
**Brunilde SANSÒ**, membre  
**Sonia AÏSSA**, membre externe

## DÉDICACE

*Je dédie cette thèse :*  
*À mes chers parents Lotfi et Saloua*  
*À mon fiancé Zoubeir*  
*À mon frère Faiez*  
*À ma soeur Farah*  
*À ma tante Rafika*  
*À ma belle mère Hedia*  
*À la mémoire de mon beau père Mohamed*  
*À mon beau frère Hamdi et ma belle soeur Fatma*  
*À toute ma famille et tous ceux et celles qui m'aiment*  
*À tous mes amis du labos, vous me manquerez...*

## REMERCIEMENTS

Il me sera très difficile de remercier tout le monde car c'est grâce à l'aide de nombreuses personnes que j'ai pu mener cette thèse à son terme.

Tout d'abord, je tiens à remercier grandement mon directeur de thèse, Prof. Jean-François Frigon et mon codirecteur de thèse Prof. Wessam Ajib pour la confiance qu'ils m'ont accordée en acceptant d'encadrer ce travail doctoral, pour leurs multiples conseils et pour toutes les heures qu'ils ont consacrées à diriger cette recherche. Je suis ravie d'avoir travaillé en leur compagnie car outre leur appui scientifique, ils ont toujours été là pour me soutenir et me conseiller au cours de l'élaboration de cette thèse. J'aimerais également leur dire à quel point j'ai apprécié leur grande disponibilité et leur respect sans faille des délais serrés de relecture des documents que je leur ai adressés. Il m'est impossible d'oublier leur aide précieuse pour ma recherche. Enfin, j'ai été extrêmement sensible à leurs qualités humaines d'écoute et de compréhension tout au long de ce travail doctoral, notamment lors des dures épreuves de la vie que j'ai vécues au cours de ce doctorat.

Mes plus sincères remerciements vont à mes parents pour leurs encouragements tout au long de mes études, pour leur aide, leur soutien et leur compréhension. Qu'ils trouvent, dans la réalisation de ce travail, l'aboutissement de leurs efforts ainsi que l'expression de ma plus affectueuse gratitude. Je remercie en particulier mon frère Faiez, ma sœur Farah et ma tante Rafika pour m'avoir fait partager leur joie de vivre et m'avoir ainsi soutenu dans mes efforts. Plus personnellement, je remercie mon fiancé, Zoubeir Mlika, pour son aide, son écoute et surtout son amour qui m'a été essentiel. Je remercie tous mes plus proches ami(e)s, en ayant une pensée pour Amina à qui je souhaite santé et bonheur.

Je voudrais également remercier tous mes collègues et amis de Polytechnique Montréal, notamment au centre de recherche PolyGrames. Je voudrais également remercier mes amis et mes collègues de l'UQAM. Je garderai un bon souvenir des discussions animées au cours des repas de groupes... Plus particulièrement, je remercie Prof. ElMahdi Driouch pour ses conseils précieux. Je remercie également mes ami(e)s de l'UQAM : Zakaria, Cirine, Wael, Yosr, Amina, Rami et ceux et celles de Polytechnique Montréal : Charles, Mamadi, Guillaume, Amira, Chaima, Safae, Kaoutar, Mohamed, Hakim, Hassen, Lamine et la liste est longue. Je remercie mes collègues de l'association des étudiants des cycles supérieurs de Poytechnique Montréal pour les beaux souvenirs et la riche expérience associative. Je remercie également les nombreux professeur(e)s, notamment M. Lahcen Saydy, membres de personnels et collègues pour les riches discussions qu'on a eues lors des nombreuses réunions de comités académiques.

Un remerciement spécial va à Mme. Nathalie Levesque pour sa disponibilité et sa joie de vivre.

Un remerciement spécial va aux membres de jury d'avoir accepté à évaluer ma thèse.

Je remercie tous les professeur(e)s qui m'ont enseigné. Je remercie spécialement Prof. Fatma Abdelkefi pour sa confiance et ses encouragements.

Au terme de ce parcours, je remercie enfin ceux et celles qui me sont chers et que j'ai quelque peu délaissés ces derniers mois pourachever cette thèse. Une pensée spéciale va à ma chère copine Wafa pour son soutien précieux. Leurs attentions et encouragements m'ont accompagné tout au long de ces années.

Finalement, un grand merci à toutes et à tous qui ont, de près ou de loin, aidé à mener cette thèse à terme !

## RÉSUMÉ

Ces dernières années, l'utilisation des capteurs sans fil est en plein essor. Les réseaux de capteurs sans fil (RCSFs) ont suscité l'intérêt de la recherche et l'industrie et ont conquis de nombreux domaines d'application. Le déploiement des RCSFs pour de nombreuses applications, telles que la surveillance de l'environnement et la conduite autonome, devient un aspect important des futurs réseaux sans fil. Il est difficile d'assurer l'alimentation en énergie à long terme des capteurs qui composent les RCSFs dû à la capacité limitée des batteries, à l'impossibilité de se connecter à une source d'alimentation, ou aux coûts et poids associés à de grandes batteries. C'est pourquoi les communications vertes ont suscité l'intérêt des chercheurs, notamment avec la prolifération du paradigme de l'Internet des objets (IdO). Ainsi, un capteur vert peut récolter de l'énergie à partir de diverses sources ambiantes. Malgré les avantages promis des RCSFs alimentés par la récolte d'énergie (RCSFs-RE), les capteurs verts sont confrontés à une arrivée d'énergie aléatoire, ce qui rend très difficile le respect des exigences strictes en matière de qualité de service (QoS) et les communications en temps réel. En outre, les futures applications de l'IdO reposent de plus en plus sur l'échange d'informations sensibles au délai, fraîches et régulières, pour la surveillance et le contrôle, comme dans le cas des véhicules autonomes. Par conséquent, cette thèse vise à répondre à un défi principal de ces réseaux qui consiste à concevoir des techniques de transmission et des algorithmes d'allocation de ressources innovants qui fonctionnent sous les contraintes du caractère aléatoire de l'énergie récoltée et répondent également aux exigences de QoS des applications ubiquitaires, notamment en termes de délai et de fraîcheur des informations.

**Mots clés :** Récolte d'énergie, réseaux de capteurs sans fil, temps d'inter-livraison, âge de l'information, allocation des ressources, optimisation, complexité, NP-difficulté, algorithme optimal, programmation dynamique, algorithme heuristique, taux de perte des paquets, processus stochastiques.

## ABSTRACT

In recent years, the use of wireless sensors has increased. Wireless sensor networks (WSNs) have attracted the interest of the industry and have conquered many application areas. The deployment of WSNs for many applications, such as environmental monitoring and autonomous driving, is becoming an important aspect of future wireless networks. Since WSNs are composed of dense remotely-located sensor nodes, powering such devices through wired power cords or batteries and ensuring their long-term maintenance is not always viable or cost efficient. For this reason, green communications have attracted the interest of researchers, especially with the proliferation of the Internet of Things (IoT) paradigm. For example, a green sensor can harvest energy from various ambient sources. Despite the promised benefits of energy harvesting (EH) powered WSNs (EH-WSNs), green sensors face random energy supply, making it very difficult to meet stringent quality of service (QoS) requirements and real-time communications. In addition, future IoT applications will increasingly rely on the exchange of fresh and regular time-sensitive information for monitoring and control, such as in the case of autonomous vehicles. Therefore, a key challenge we address in this thesis is the design of innovative transmission techniques and resource allocation algorithms that operate under the constraints of the energy randomness and also meet the QoS requirements of ubiquitous applications, especially in terms of delay and freshness of information.

In the first part of this thesis, we propose a transmission scheme in an EH-WSN to minimize the delay as well as the packet loss rate. The proposed protocol optimizes the scheduling of sensor tasks by exploiting the estimation of the wireless channel state and considering the associated time and energy costs as well as the costs associated with sensing and data transmission. Our analysis raises the following interesting question : is it more efficient to (i) immediately transmit the detected data and retransmit the packets if necessary or (ii) wait until the channel is in good condition ? To evaluate the performance of this protocol, we consider the packet loss and two complementary delay metrics : (i) the age of the delivered information which measures the time between the generation of the information at the sensor and the time of its reception by the sink, and (ii) the inter-delivery time which measures the time between two status updates successfully received by the sink. We derive the distributions and statistics of these metrics using probability theory and stochastic processes.

In a second part of this thesis, we optimize the inter-delivery time of updates in an EH-WSN whose sensors are equipped with capacitors. In particular, we propose and study a new metric called inter-delivery time violation probability,  $P_v$ , defined as the probability that the inter-

delivery time exceeds a given threshold. Using probability theory, we derive the distribution of inter-delivery time and  $P_v$  for multipoint-to-point EH-WSNs. Then, we detail how to obtain the optimal capacitor size that minimizes  $P_v$ . Our analysis and simulation results reveals that the violation probability depends closely on the capacitor size and there exist an optimal capacitor size that achieves the minimum violation probability. Furthermore, our results reveal an interesting trade-off in the system design. On the one hand, a small capacitor size charges quickly and thus state updates are sent more frequently but with lower transmission power and thus a high error transmission rate. On the other hand, a large capacitor increases the transmission power and the probability of successful data transmission, at the cost of a higher waiting time until the capacitor is filled and the detected data is transmitted. In a third part of this thesis, we study the sensor scheduling problem in multipoint-to-point EH-WSNs in order to minimize the inter-delivery time violation events. The analysis is performed in both offline and online contexts. The problem is formulated as an integer linear program. We study the complexity of the offline problem and show that it is a polynomial problem in the case of an EH-WSN with a single sensor but becomes NP-hard even with only two sensors. Then, we provide a polynomial algorithm based on dynamic programming that solves the single sensor problem in an optimal way. Given the NP-hardness of the general problem, it is difficult to design an offline algorithm that is both optimal and polynomial. Therefore, we propose a heuristic offline algorithm based on dynamic programming. For the online problem, we show that there is no competitive deterministic algorithm to solve it. We therefore propose a randomized algorithm that gives suboptimal performances. For each problem studied in this thesis project, we present Monte Carlo simulation results to illustrate the performance of our proposed solutions. The last part of this thesis concludes the work and presents different research tracks for the future.

**Keywords :** Energy harvesting, wireless sensor networks, inter-delivery time, age of information, resource allocation, optimization, complexity, NP-hardness, optimal algorithm, dynamic programming, heuristic algorithm, packet loss, stochastic processes.

## TABLE DES MATIÈRES

DÉDICACE . . . . .	iii
REMERCIEMENTS . . . . .	iv
RÉSUMÉ . . . . .	vi
ABSTRACT . . . . .	vii
TABLE DES MATIÈRES . . . . .	ix
LISTE DES TABLEAUX . . . . .	xii
LISTE DES FIGURES . . . . .	xiii
LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS . . . . .	xv
LISTE DES SYMBOLES MATHÉMATIQUES . . . . .	xviii
 CHAPITRE 1 MISE EN CONTEXTE ET INTRODUCTION . . . . .	1
1.1 Motivations et problématiques . . . . .	1
1.2 Objectifs de recherche . . . . .	4
1.2.1 Objectif général . . . . .	4
1.2.2 Objectifs spécifiques . . . . .	4
1.3 Contributions de la thèse . . . . .	5
1.3.1 Contribution 1 : Impact de l'estimation de l'état du canal sans fil sur le délai et le taux de perte de paquets dans les RCSFs-RE point à point . . . . .	5
1.3.2 Contribution 2 : Analyse du temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE multipoint à point équipés de condensateurs . . . . .	7
1.3.3 Contribution 3 : Ordonnancement hors-ligne et en-ligne dans les RCSFs- RE multipoint à point . . . . .	8
1.4 Méthodologie de recherche . . . . .	10
1.5 Généralités sur les RCSFs . . . . .	11
1.5.1 Origine et historique . . . . .	11
1.5.2 Définitions : du nœud capteur aux réseaux de capteurs . . . . .	12
1.5.3 Composants d'un nœud capteur . . . . .	13
1.5.4 Types de capteurs . . . . .	14

1.5.5	Topologies . . . . .	15
1.5.6	Applications . . . . .	15
1.5.7	Protocoles et standards . . . . .	18
1.6	Généralités sur la récolte d'énergie . . . . .	19
1.6.1	Définition . . . . .	19
1.6.2	Historique . . . . .	19
1.6.3	Composants d'un système de récolte d'énergie . . . . .	20
1.7	Organisation de la thèse . . . . .	23
 CHAPITRE 2 Revue de littérature . . . . .		24
2.1	Introduction . . . . .	24
2.2	Défis de conception . . . . .	24
2.3	Métriques de QoS . . . . .	25
2.3.1	Âge de l'information dans les RCSFs sans RE . . . . .	27
2.3.2	Âge de l'information dans les RCSFs-RE . . . . .	37
2.3.3	Temps d'inter-livraison dans les RCSFs . . . . .	40
2.4	Conclusion . . . . .	44
 CHAPITRE 3 Impact de l'estimation de l'état du canal sans fil sur le délai et le taux de perte de paquets dans les RCSFs-RE point à point . . . . .		46
3.1	Résumé . . . . .	46
3.2	Introduction et motivations . . . . .	46
3.3	Contributions . . . . .	47
3.4	Modélisation et formulation . . . . .	48
3.4.1	Technique de transmission SCaT . . . . .	49
3.5	Analyse de performance . . . . .	51
3.5.1	Processus d'arrivée d'énergie déterministe . . . . .	52
3.5.2	Processus d'arrivée d'énergie aléatoire . . . . .	59
3.5.3	Analyse des performances asymptotiques . . . . .	63
3.6	Résultats numériques . . . . .	65
3.7	Conclusion . . . . .	74
 CHAPITRE 4 Analyse du temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE multipoint à point équipés de condensateurs . . . . .		77
4.1	Résumé . . . . .	77
4.2	Motivations et introduction . . . . .	78
4.3	Modèle de système . . . . .	79

4.4	Techniques de transmission . . . . .	81
4.4.1	Technique de transmission sans retransmission . . . . .	81
4.4.2	Technique de transmission avec retransmission . . . . .	83
4.5	Analyse de performance . . . . .	83
4.5.1	Système point à point . . . . .	83
4.5.2	Système multipoint à point . . . . .	86
4.5.3	Analyse de performance asymptotique . . . . .	91
4.6	Résultats numériques . . . . .	93
4.6.1	Système avec retransmission et une arrivée d'énergie EEAP . . . . .	93
4.6.2	Système sans retransmission et une arrivée d'énergie BFCP . . . . .	97
4.7	Conclusion . . . . .	102
 CHAPITRE 5 Ordonnancement hors-ligne et en-ligne dans les RCSFs-RE multipoint à point . . . . .		106
5.1	Résumé . . . . .	106
5.2	Motivations et introduction . . . . .	107
5.3	Contributions . . . . .	107
5.4	Modèle de système . . . . .	108
5.5	Formulation du problème . . . . .	109
5.6	Système point à point . . . . .	111
5.6.1	Algorithme hors-ligne optimal . . . . .	112
5.6.2	Algorithme en-ligne . . . . .	113
5.7	Système multipoint à point . . . . .	115
5.7.1	Algorithme hors-ligne presque-optimal . . . . .	117
5.7.2	Algorithme en-ligne . . . . .	118
5.8	Résultats numériques . . . . .	119
5.8.1	Solutions de référence . . . . .	119
5.8.2	Système point à point . . . . .	120
5.8.3	Système multipoint à point . . . . .	121
5.9	Conclusion . . . . .	125
 CHAPITRE 6 CONCLUSIONS ET TRAVAUX FUTURS . . . . .		130
6.1	Synthèse des travaux . . . . .	130
6.2	Contributions à l'avancement des connaissances . . . . .	133
6.3	Travaux futurs . . . . .	134
 RÉFÉRENCES . . . . .		137

**LISTE DES TABLEAUX**

3.1	Notations . . . . .	52
-----	---------------------	----

## LISTE DES FIGURES

1.1	Composants d'un nœud capteur . . . . .	13
1.2	Évolution des RCSFs (Source : SILICON LABS [1]) . . . . .	16
2.1	Évolution du processus de l'âge et méthode de calcul de l'AdIL moyen . . . . .	27
2.2	Modèle de système de surveillance de base . . . . .	28
2.3	De la détection à la livraison des mises à jour . . . . .	29
2.4	Modèle du système de surveillance multipoint à point . . . . .	35
2.5	Temps d'inter-livraison et AdIL pour un système avec la RE avec erreurs de transmission . . . . .	42
2.6	État de l'art des métriques de qualité de service dans les RCSFs et position des contributions de la thèse. . . . .	45
3.1	La technique de transmission SCaT . . . . .	50
3.2	Fonctionnement de la technique de transmission SCaT . . . . .	51
3.3	Comparaison du pourcentage de paquets perdus entre SCaT et SaT pour différents $N(e_{EC})$ . . . . .	66
3.4	Comparaison du pourcentage de paquets perdus entre SCaT et SaT pour différents $T_{out}$ . . . . .	67
3.5	L'AdIL moyen de SCaT pour différentes valeurs de $\gamma_0$ . . . . .	68
3.6	Comparaison de l'AdIL moyen entre SCaT et SaT pour différents $T_{out}$ . . . . .	69
3.7	Comparaison de l'AdIL moyen entre SCaT et SaT pour différents $\bar{\gamma}$ et $N(e_{EC})$ . . . . .	70
3.8	Comparaison du temps d'inter-livraison moyen entre SCaT et SaT pour différents $\bar{\gamma}$ et $N(e_{EC})$ . . . . .	71
3.9	Le seuil de SNR minimum requis en fonction de $N(e_{TD}) - N(e_{EC})$ . . . . .	72
3.10	Comparaison asymptotique de l'AdIL et du temps d'inter-livraison . . . . .	73
3.11	Comparaison de l'AdIL entre les techniques de transmission SCaT-R, SCaT et SaT . . . . .	74
3.12	L'AdIL moyen en fonction de $p$ ( $\bar{\gamma} = 36dB$ ) . . . . .	75
3.13	Comparaison de l'AdIL moyen pour différentes valeurs de $N$ ( $p = 0.06$ ) . . . . .	75
3.14	Impact de l'adaptation de la quantité d'énergie consommée par TD à la qualité de l'état du canal sur l'AdIL et le temps d'inter-livraison ( $e_{CD} = e_{EC} = e_{RE}$ , $e_{TD} = 5e_{RE}$ , $T_{out} = 200$ IT) . . . . .	76
4.1	Modèle de système ( $n_i$ désigne le capteur $i$ dans cet exemple) . . . . .	79
4.2	Fonctionnement de la technique de transmission proposée . . . . .	82

4.3	Impact de $U_{\max}$ sur $P_v$ ( $\gamma_0 = 20$ dB) . . . . .	94
4.4	Impact de $\gamma_0$ sur $P_v$ ( $U_{\max} = 100$ IT) . . . . .	95
4.5	Impact de $\gamma_0$ sur $\bar{\gamma}$ et $P_v$ ( $U_{\max} = 100$ IT) . . . . .	96
4.6	Temps d'attente moyen vs. $\bar{\gamma}$ ( $\gamma_0 = 20$ dB, $U_{\max} = 100$ IT) . . . . .	97
4.7	$P_v$ vs. $\bar{\gamma}$ ( $\gamma_0 = 20$ dB, $U_{\max} = 100$ IT) . . . . .	98
4.8	$P_v$ vs. $B$ pour différentes valeurs de $N$ ( $U_{\max} = 45$ IT, $\gamma_0 = 20$ dB et $\rho = 50$ nJ) . . . . .	98
4.9	$P_v$ pour $\gamma_0 \in \{0, 20\}$ dB et différentes valeurs de $\rho$ ( $N = 10$ et $U_{\max} = 50$ IT) . . . . .	99
4.10	Comparaison des politiques d'ordonnancement PAPS et à tour de rôle en termes de $P_v$ ( $N = 10$ , $U_{\max} = 45$ IT, $\rho = 50$ nJ, et $\gamma_0 = 20$ dB) . . . . .	99
4.11	$\bar{W}$ et $\bar{U}$ vs. $B$ ( $N = 10$ , $U_{\max} = 45$ IT, $\gamma_0 = 20$ dB, et $\rho = 50$ nJ) . . . . .	100
4.12	Impact de $U_{\max}$ sur $B^*$ , $P_v$ optimale, $P_e$ , et $q$ ( $N = 10$ , $\gamma_0 = 0$ dB et $\rho = 50$ nJ) . . . . .	101
4.13	$B^*$ , $P_v$ optimale, $P_e$ , et $q$ vs. $U_{\max}$ ( $N = 10$ , $\gamma_0 = 20$ dB, et $\rho = 50$ nJ) . . . . .	102
4.14	$B^*$ , $P_v$ optimale, $P_e$ , et $q$ , pour différentes valeurs de $\gamma_0$ ( $N = 10$ , $U_{\max} = 45$ IT, et $\rho = 50$ nJ) . . . . .	103
4.15	$B^*$ , $P_v$ optimale, $P_e$ , et $q$ , pour différentes valeurs de $N$ ( $\gamma_0 = 0$ dB, $U_{\max} = 45$ IT, et $\rho = 50$ nJ) . . . . .	103
4.16	$B^*$ , $P_v$ optimale, $P_e$ , et $q$ , pour différentes valeurs de $N$ ( $\gamma_0 = 20$ dB, $U_{\max} = 45$ IT, et $\rho = 50$ nJ) . . . . .	104
4.17	$B^*$ , $P_v$ optimale, $P_e$ , et $q$ , pour différentes valeurs $\rho$ ( $N = 10$ , $\gamma_0 = 0$ dB, et $U_{\max} = 45$ IT) . . . . .	105
5.1	Meilleur exposant $\alpha$ pour RIVM . . . . .	121
5.2	Impact de $U_{\max}$ sur $N_v$ . . . . .	122
5.3	Impact de $\gamma_0$ sur $N_v$ . . . . .	123
5.4	Impact de $\rho$ sur $N_v$ . . . . .	124
5.5	Meilleur exposant $\alpha$ pour l'algorithme M-RIVM . . . . .	125
5.6	Impact de $N$ sur $N_v$ et $N_t$ pour différentes valeurs de $\gamma_0$ . . . . .	127
5.7	Impact de $U_{\max}$ sur $N_v$ . . . . .	128
5.8	Impact de $\gamma_0$ sur $N_v$ . . . . .	128
5.9	Impact de $\rho$ sur $N_v$ . . . . .	129

## LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS

ADC	Analog to digital converter
AdI	Âge de l'information (processus de l'âge)
AdIL	Âge de l'information livrée
BFCP	Bernoulli fully charged capacitor
BLE	Bluetooth Low Energy
BMAC	Berkeley Medium Access Control
c.-à-d.	C'est-à-dire
CMOS	Complementary metal-oxide-semiconductor
EC	Estimation de l'état du canal
CSMA	Carrier-sense multiple access
DARPA	United States Defence Advanced Research Projects Agency
dB	Décibel
dBm	Décibel-milliwatts
CD	Collecte de données
CMD	Chaîne de Markov discrète
DSN	Distributed Sensor Network
DP	Dynamic programming
TD	Transmission de données
ECG	Électrocardiographie
EEAP	Exponential energy arrival process
EH	Energy harvesting
EH-WSNs	Energy harvesting wireless sensor networks
RE	Récolte d'énergie
RCSF-RE	Réseau de capteur avec récolte d'énergie
PAPS	Premier-arrivé premier-servi
FDFS	First-deadline first-served
FSFS	First-SNR-satisfied first served
DAPS	Dernier-arrivé premier-servi
IdO	Internet des objets
i.i.d.	Indépendant(e)s et identiquement distribuée()s
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IoT	Internet of things
J	Joules

LED	Light-emitting diode
LTE-M	Évolution à long terme des machines
m	Mètres
MAC	Medium Access Control
MEMS	Micro-Electro-Mechanical Systems
M-FSFS	Multi-node first-SNR-satisfied first served
MIT	Massachusetts Institute of Technology
M-RIVM	Multi-node randomized interdelivery violation minimization
nJ	nano Joules
NASA	National Aeronautics and Space Administration
NB-IoT	Narrowband IoT
NFV	Network Function Virtualization
NP	Classe de complexité non déterministe polynomiale
P	La classe de complexité polynomiale
PAN	Personal Area Network
Pic-AdI	Pic de l'âge de l'information
p. ex.	par exemple
QdS	Qualité de service
QoS	Quality of service
RF	Radio-Frequency
RFID	Radio-frequency identification
RIVM	Randomized inter-delivery violation minimization
RX	Récepteur
s	Secondes
SaT	Sense and Transmit
SaT-E	SaT adaptée au système multipoint à point
SCaT	Sense, Check and Transmit
SCaT-E	SCaT adaptée au système multipoint à point
SCaT-R	SCaT avec retransmission
SDN	Software Defined Networks
SMAC	Sensor-MAC protocol ou rapport signal sur bruit en français
SNR	Signal-to-noise-ratio
SOSUS	Sound Surveillance System
IT	Intervalle de temps
TX	Émetteur
UAV	Unmanned aerial vehicle

UQAM	Université du Québec à Montréal
UWB	Ultra Wide Band
v.a.	Variable aléatoire
vs.	Versus
Wi-Fi	Wireless Fidelity
WSN	Wireless sensor network
XMAC-A	Short Preamble MAC Protocol
Zigbee	Zonal Intercommunication Global-standard
3GPP	3rd generation partnership project
4G	Fourth generation of broadband cellular network technology
5G	Fifth generation of broadband cellular network technology

## LISTE DES SYMBOLES MATHÉMATIQUES

$A/S/c$	Notation de Kendall
$\operatorname{argmax}(\cdot)$	Indice du maximum
$\operatorname{argmin}(\cdot)$	Indice du minimum
$\max(\cdot)$	Maximum de
$\min(\cdot)$	Minimum de
$\exp(\cdot)$	Fonction exponentielle
$\ln(\cdot)$	Opérateur de logarithme naturel
$Poi(y, x)$	Fonction de masse de la distribution de Poisson de taux $x$
$\Pr(\cdot)$	Opérateur de probabilité
$\mathbf{E}[\cdot]$	Opérateur d'espérance
$\text{pmf}$	Probability mass function ou fonction de masse en français
$\mathbb{1}_{\{\cdot\}}$	Fonction indicatrice d'un intervalle
$\lfloor \cdot \rfloor$	Partie entière par défaut
$\mathbb{1}_{[\cdot]}$	Fonction indicatrice d'un ensemble
$\lim_{x \rightarrow b} y$	Limite de $y$ quand $x$ tend vers $b$
$\star$	Opérateur de convolution
$\emptyset$	Ensemble vide
$\cap$	Intersection de deux intervalles
$\cup$	Union de deux intervalles
$ \cdot $	Opérateur de valeur absolue ou cardinal d'un ensemble
$ $	Tel que
$(\cdot)$	Coefficient binomial
$\exists$	Il existe
$\forall$	Pour tout
$\in$	Appartient à
<b>A</b>	Lettre en gras majuscule pour noter une matrice
<b>a</b>	Lettre en gras minuscule pour noter un vecteur
$\subset$	Inclusion
$\mathcal{O}$	La notation grand-O
$\Sigma$	Symbole somme
$=$	Égalité
$:=$	Égalité par définition
$\simeq$	Presque égal

$\times$	Multiplication
$\longrightarrow$	Tend vers
$\infty$	L'infini
$\mu \text{ J}$	micro Joules

## CHAPITRE 1 MISE EN CONTEXTE ET INTRODUCTION

### 1.1 Motivations et problématiques

Les progrès récents en informatique, communication et en électromécanique ont provoqué des avancées significatives au niveau de la recherche scientifique et la commercialisation des RCSFs (réseaux de capteurs sans fil) et sont à l'origine de leur déploiement omniprésent à grande échelle. Ces RCSFs largement déployés forment aujourd'hui la base de l'IdO (internet des objets ou “internet of things” en anglais) [2]. Combiné avec d'autres technologies comme l'informatique en nuage (“cloud computing” en anglais) et le traitement des mégadonnées (“big data” en anglais), le nombre d'applications et la taille du marché de l'IdO sont en constante croissance, permettant aux humains et aux machines d'interagir d'une manière sans précédent. Selon une étude menée par Fortune Business Insight en 2018 [3], le marché mondial de l'IdO a été estimé à 110 milliards de dollars américains en 2017 et il devrait atteindre 1 567 milliards de dollars américains d'ici 2025, affichant un taux de croissance moyen de 39 % pendant la période de prévision.

Ces capteurs qui sont petits, robustes, peu coûteux et de faible puissance apporteront la technologie de l'IdO même aux plus petits objets installés dans tout type d'environnement, à des coûts raisonnables [4]. Par exemple, les consommateurs pourront contrôler toute leur maison via une seule interface simple d'utilisation leur permettant ainsi d'économiser de l'argent, d'accéder à de nouveaux services et de bénéficier d'une plus grande sérénité. En outre, grâce aux RCSFs, des vies seront sauvées grâce à des systèmes de surveillance médicale continue à domicile. La présence des RCSFs est aussi évidente dans les entreprises et au-delà, apportant de nouvelles sources d'information, de contrôle et de commodité à notre vie personnelle et professionnelle. Les RCSFs d'aujourd'hui assurent de nombreuses autres applications telles que la surveillance de l'environnement (par exemple la surveillance des volcans [5]), de l'habitat [6], la surveillance militaire, la gestion intelligente du trafic [7] et l'éclairage intérieur intelligent. En bref, les années à venir sont une période passionnante dans le monde des RCSFs.

Face à cette sophistication croissante de notre société, favorisée principalement par l'émergence de l'IdO, le nombre des appareils IdO actifs<sup>1</sup> devrait atteindre 22 milliards d'ici 2025. Par conséquent, nous entrerons inévitablement dans l'univers des milliards de capteurs (en anglais Trillion Sensor), où des réseaux constitués de milliards de capteurs seront envisagés [8].

---

1. Ce nombre d'appareils IdO inclut toutes les connexions actives et ne prend pas en compte les appareils achetés dans le passé et qui ne sont plus utilisés.

En général, les capteurs (aussi appelés nœuds ou nœuds capteurs) ne sont pas attachés à une infrastructure pour faciliter leur mobilité et leur déploiement dans des emplacements dangereux, toxiques ou / et difficiles à atteindre. Ces nœuds fonctionnent donc avec des batteries. Une limitation majeure des nœuds non attachés est la capacité limitée de la batterie limitant à son tour la durée de vie des nœuds. Ceci implique une durée de vie limitée pour les applications ou un coût et une complexité supplémentaires pour changer régulièrement les batteries afin de rallonger cette durée de vie. Une alternative serait éventuellement d'utiliser de grosses batteries pour assurer une durée de vie plus longue, mais par conséquent, les capteurs devraient alors faire face à une taille, un poids et un coût accrus. Plusieurs autres solutions ont été proposées pour maximiser la durée de vie des nœuds de capteurs alimentés par des batteries. Certains d'entre elles incluent des protocoles d'accès multiple (tels que SMAC [9], BMAC [10], XMAC [11]), des protocoles de stockage, de routage et de diffusion de données [12,13], des stratégies de cyclage de service (duty cycling en anglais) [14], une vitesse de détection adaptative [15], des architectures de système à plusieurs niveaux (alimentation hybride) [16] et un placement redondant des nœuds [17].

Alors que toutes les techniques citées ci-dessus optimisent et adaptent la consommation d'énergie pour maximiser la durée de vie d'un nœud capteur, cette durée de vie demeure limitée et finie. Les techniques énumérées ci-haut aident certainement à prolonger la durée de vie de l'application ou / et l'intervalle de temps entre les remplacements de batterie, mais n'empêchent pas les défaillances du noeud ou / et la nécessité de relier le réseau à une source d'énergie [18]. En outre, en présence d'une source d'énergie limitée, les paramètres de performance (couverture, fiabilité de détection, durée de vie du réseau, etc.) sont liés et peuvent rarement être optimisés simultanément. En effet, un réseau optimisé pour une durée de vie accrue peut faire fonctionner les nœuds à de faibles cycles de service et ainsi compromettre la fiabilité de la détection dans le processus. Un réseau optimisé pour la fiabilité et la couverture devra fonctionner avec des batteries plus grosses, ou impliquera des efforts périodiques pour changer les batteries, ou aura un déploiement dense et redondant, ce qui augmentera les coûts.

Afin de faire face à la pénurie d'énergie et résoudre le problème de la durée de vie limitée des nœuds dans les RCSFs, l'utilisation de la technologie de la récolte d'énergie (RE) a été proposée. Cette dernière fait référence à l'exploitation, par le réseau de capteurs, de l'énergie disponible à partir des sources naturelles et / ou renouvelables [19] y compris les phénomènes solaires, éoliens, vibratoires ou artificiels tels que le chargement des nœuds via un lien sans fil [20] et à sa conversion en énergie électrique pour alimenter ces nœuds. La RE attire également l'attention en tant que technologie qui rejoint le septième objectif du développement durable de l'organisation des nations unies ("Assurer l'accès à une énergie

abordable, fiable, durable et moderne pour tous") [21].

L'utilisation d'une source d'énergie inépuisable mais non fiable modifie considérablement les options d'un concepteur de système, par rapport aux cas classiques d'une source d'énergie fiable inépuisable (tel que le réseau électrique filaire) et d'une source d'énergie fiable épaisse (tel qu'une batterie) [22] étant donné qu'un nœud est limité en énergie uniquement jusqu'à la prochaine arrivée d'énergie ou le prochain cycle de recharge. Selon le profil et l'importance de l'énergie récoltée, les ressources et les fonctionnalités d'un nœud comme le taux d'échantillonnage, la puissance de transmission, le cycle de service, peuvent être dynamiquement adaptés pour optimiser la gestion de l'énergie et donc les performances du nœud et du réseau.

En raison de l'incertitude au niveau de l'énergie récoltée disponible, les nœuds capteurs sans fil verts (ceux qui ont des capacités de récolte d'énergie) sont confrontés à l'aléa de l'approvisionnement énergétique, ce qui rend les garanties de qualité de service (QoS) en général et les contraintes temps réel en particulier très contraignantes par rapport aux systèmes traditionnels [23]. En effet, les futures applications de l'IoT s'appuieront de plus en plus sur l'échange d'informations sensibles au délai pour la surveillance et le contrôle [24]. Les domaines d'application, tels que les véhicules autonomes, le contrôle des systèmes industriels et la réalité virtuelle reposent fortement sur la distribution d'informations urgentes. Les véhicules autonomes doivent échanger des informations de sécurité critiques avec d'autres véhicules à proximité, et cette exigence grandira avec l'avènement des voitures semi-autonomes ou sans conducteur. De même, les UAV ("unmanned aerial vehicle" ou véhicules aériens sans pilote) échangent la position, la vitesse et d'autres informations de contrôle pour activer les mécanismes d'évitement des collisions. Les systèmes de commandement et de contrôle échangent de l'information essentielle à la mission afin de maintenir une conscience de l'état du système surveillé ou contrôlé. Dans les RCSFs, les mesures collectées par les capteurs doivent être envoyées à un centre de contrôle pour garantir une réaction adéquate. Dans des telles applications, il est essentiel de garder les données fraîches et à jour chez l'utilisateur de ces données, car une information obsolète n'a pas de valeur.

Par conséquent, malgré le grand nombre d'avantages promis par les RCSFs-RE (réseaux de capteurs sans fils alimentés par la récolte d'énergie), le principal défi est de concevoir des techniques de transmission innovantes qui permettent à la fois de faire face au caractère aléatoire de l'énergie récoltée et aussi de répondre aux exigences des applications omniprésentes en termes de QoS, notamment en termes de délai.

Cette thèse se focalise sur les RCSFs dont les nœuds sont capables de récolter de l'énergie. Elle répond à la problématique générale suivante : comment peut-on exploiter le potentiel de la récolte de l'énergie et optimiser l'allocation des ressources dans les RCSFs-RE afin

de satisfaire la QoS exigée par les applications sensibles au délai ? Autrement dit, la thèse répond aux deux questions suivantes : (1) quelles sont les métriques de performance les mieux adaptées aux applications des RCSFs-RE que nous devons utiliser afin de juger l'efficacité des solutions proposées, vu que les principaux soucis dans ce type de réseau sont la régularité et la fiabilité des mises à jour ? (2) comment peut-on concevoir des algorithmes et des techniques de transmission simples, adaptés aux caractéristiques de ces réseaux et spécifiquement optimisés pour des applications sensibles au délai ?

Dans ce qui suit, nous détaillons les objectifs de cette thèse.

## 1.2 Objectifs de recherche

### 1.2.1 Objectif général

L'objectif général de cette thèse consiste à proposer et évaluer les performances des techniques de transmission et des algorithmes d'allocation de ressources dans les RCSFs-RE afin qu'ils puissent satisfaire des applications sensibles au délai où les principales problématiques à considérer sont la régularité et la fraîcheur des mises à jour collectées.

### 1.2.2 Objectifs spécifiques

Les objectifs spécifiques de cette thèse peuvent être résumés comme suit :

- caractériser le temps d'inter-livraison<sup>2</sup> ;
- proposer des techniques efficaces de transmission afin d'optimiser ce temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE ;
- dériver les statistiques exactes du temps d'inter-livraison en utilisant les principes de probabilité et processus stochastiques ;
- dériver la valeur exacte du temps d'inter-livraison en modélisant le problème mathématiquement ;
- développer des algorithmes hors-ligne et en-ligne qui permettent d'atteindre (ou d'approcher) la valeur optimale du temps d'inter-livraison ; et finalement
- évaluer les performances des différentes solutions proposées en les comparant avec des solutions de référence.

---

2. Le temps d'inter-livraison est une métrique de délai qui reflète la régularité de l'information. Il est brièvement défini dans la section 1.3.1 et détaillé dans la section 2.3.3 des mises à jour dans les RCSFs-RE.

### 1.3 Contributions de la thèse

Cette thèse vise à contribuer à l'avancement des connaissances sur un sujet relativement peu exploré, soit celui de la conception et l'évaluation des performances des techniques de transmission pour des applications sensibles au délai dans les RCSFs-RE. Ce type de réseau constitue sans doute la clé de voûte de la technologie de l'IdO et les communications vertes.

Par conséquent, nous souhaitons que cette thèse ait une incidence sur : la caractérisation des métriques de délai qui à l'aide d'analyses théoriques solides et le développement des algorithmes permettent d'apporter des solutions efficaces et moins complexes. Ces résultats sont, au meilleur de nos connaissances, à la fois nouveaux et uniques en termes d'efficacité et de praticabilité. Par conséquent, ils constituent des innovations technologiques importantes. Cette thèse fournit une meilleure compréhension des métriques de performance de délai, notamment l'âge de l'information et le temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE et offre des directives pour les améliorer.

Les différentes contributions spécifiques réalisées dans le travail présenté sont discutées dans le reste de cette section. Chaque contribution fait l'objet d'une sous-section dans laquelle nous résumons le travail effectué ainsi que les publications scientifiques produites.

#### 1.3.1 Contribution 1 : Impact de l'estimation de l'état du canal sans fil sur le délai et le taux de perte de paquets dans les RCSFs-RE point à point

Dans une première partie de ce doctorat, nous étudions le délai et le taux de perte de paquets dans un système de télésurveillance qui s'appuie sur un RCSF-RE. Nous adoptons deux métriques différentes pour évaluer la performance du délai : (i) l'âge de l'information livrée qui mesure la durée entre le moment de la génération de l'information au niveau du noeud capteur et le moment de sa réception par le puits, et (ii) le temps d'inter-livraison qui mesure la durée entre deux mises à jour correctement reçues par le puits. Ces deux métriques sont complémentaires. Par exemple, un âge de mise à jour court signifie que l'information mise à jour au niveau du puits est fraîche, mais n'indique pas quand la prochaine information sera reçue. Un temps d'inter-livraison court signifie que des mises à jour plus fréquentes sont fournies au puits, mais n'indique pas quand les mises à jour actuelles ont été collectées à l'origine ni leur ancienneté. Ainsi, la performance d'un système de surveillance de l'état en termes de délai, c'est-à-dire la fraîcheur et la fréquence des mises à jour de l'état, est saisie de manière complète par la mesure de l'âge de l'information livrée et le délai d'inter-livraison,

respectivement. Le taux de perte<sup>3</sup> de paquets est également utilisé pour quantifier la fiabilité du système.

L'objectif est de proposer une technique de transmission pour améliorer les performances des RCSFs-RE en termes de délai et taux de perte de paquets. Pour atteindre cet objectif, nous avons exploité l'estimation de l'état de canal sans fil pour optimiser l'ordonnancement des tâches effectuées par le nœud capteur tout en considérant les coûts temporel et énergétique encourus par l'estimation de l'état de canal sans fil en addition à ceux associés à la détection et la transmission des données. Une telle considération soulève une question intéressante, soit celle de savoir s'il est plus efficace de (i) transmettre les données détectées immédiatement et retransmettre les paquets si nécessaire ou (ii) d'attendre au contraire que le canal se révèle être en bon état.

D'abord, nous avons dérivé les expressions mathématiques exactes des distributions de (i) l'âge de l'information reflétant la fraîcheur des données, (ii) le temps d'inter-livraison illustrant la fréquence de mise à jour des données et (iii) la probabilité de perte de paquets. Afin de couvrir une large gamme des modèles d'arrivée d'énergie, l'évaluation des performances est effectuée en un premier lieu considérant un processus d'arrivée d'énergie à taux constant (aussi appelé processus d'arrivée d'énergie déterministe) et en second lieu considérant un processus d'arrivée d'énergie aléatoire. Nous dérivons également asymptotiquement les conditions nécessaires sous lesquelles l'estimation de l'état de canal sans fil avant la transmission fonctionne strictement mieux que la transmission sans estimer l'état de canal. Finalement, nous étendons la technique de transmission proposée au système de communication multipoint à point et nous fournissons quelques résultats préliminaires. Nous finissons par l'évaluation de performance des techniques de transmission proposées via des simulations Monte Carlo.

Les principales contributions de cette première partie sont résumées comme suit.

1. Nous proposons d'estimer et d'exploiter l'état de canal pour améliorer les performances des RCSFs-RE.
  2. Nous évaluons l'impact de l'estimation de l'état de canal sans fil sur les performances en considérant à la fois les coûts en temps et en énergie de la détection des données (data sensing en anglais), de la transmission des données et de l'estimation de l'état de canal sans fil.
  3. Nous dérivons les expressions exactes pour (i) l'âge de l'information reflétant la fraîcheur des données ; (ii) le temps d'inter-livraison illustrant la fréquence de mise à jour des données ; et (iii) la probabilité de perte de paquets.
- 
3. Le taux de perte de paquets est le pourcentage de paquets supprimés à cause de l'expiration de leur échéance.

4. Nous dérivons également asymptotiquement les conditions nécessaires sous lesquelles l'estimation de l'état de canal sans fil avant la transmission fournit une performance strictement meilleure que la transmission sans estimer l'état de canal.

Ces contributions ont été publiées dans l'article de revue IEEE Transactions on Vehicular Technology 2020 [25]. Des résultats préliminaires de ce travail ont été présentés à la conférence IEEE Vehicular Technology Conference (VTC), Chicago, USA, 2018 [26].

### **1.3.2 Contribution 2 : Analyse du temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE multipoint à point équipés de condensateurs**

Dans une deuxième partie de ce doctorat, nous étudions le temps d'inter-livraison des mises à jour dans un RCSF-RE dont les nœuds sont équipés de condensateurs.

En fonction de l'application, il peut être nécessaire de caractériser la valeur maximale du temps d'inter-livraison. Il peut également être souhaitable d'optimiser le système pour que ce temps d'inter-livraison reste inférieur à un seuil avec une certaine probabilité. Motivés par cette observation, outre la distribution du délai d'inter-livraison, nous proposons et étudions une nouvelle métrique appelée la probabilité de violation du temps d'inter-livraison  $P_v$ , définie comme la probabilité que le temps d'inter-livraison dépasse un seuil donné. En prenant en considération à la fois le manque de fiabilité du canal sans fil et le caractère aléatoire de l'énergie, nous dérivons les expressions mathématiques exactes de la distribution du temps d'inter-livraison et de la probabilité de violation  $P_v$  pour les RCSFs-RE multipoint à point. Ensuite, nous détaillons le calcul de la taille optimale du condensateur qui minimise  $P_v$ . Notre analyse révèle que la probabilité de violation dépend étroitement de la taille du condensateur et qu'il existe une taille de condensateur optimale qui atteint la probabilité de violation minimale. De plus, nos résultats révèlent un compromis intéressant dans la conception du système. D'une part, un condensateur avec une petite capacité se charge rapidement et donc des mises à jour d'état sont envoyées plus fréquemment mais avec une puissance de transmission inférieure et donc un taux d'erreur de transmission élevé. D'autre part, un condensateur avec une grande capacité augmente la puissance de transmission et augmente la probabilité de transmission de données réussie, au détriment d'un temps d'attente plus élevé jusqu'au remplissage du condensateur et à la transmission des données détectées.

Nous fournissons également une analyse asymptotique des performances qui permet une compréhension claire du comportement du système dans des conditions particulières, à savoir le "temps de charge court du condensateur" et le cas du "temps de charge long du condensateur". Plus précisément, nous calculons des limites pour les métriques du temps d'inter-livraison et la probabilité de violation. Enfin, grâce à des résultats analytiques et de simulations, nous

évaluons l'impact de plusieurs paramètres sur  $P_v$  dans les RCSFs-RE multipoint à point.

Les principales contributions de cette partie sont résumées comme suit :

1. Nous proposons et étudions une nouvelle métrique, appelée probabilité de violation du temps d'inter-livraison,  $P_v$ .
2. En prenant en considération à la fois la non-fiabilité du canal sans fil et le caractère aléatoire de l'arrivée d'énergie, nous dérivons des expressions exactes de la distribution du temps d'inter-livraison et de la probabilité de violation  $P_v$  pour les RCSFs-RE multipoint à point.
3. Nous fournissons une analyse de performance asymptotique qui permet une compréhension claire du comportement du système dans des conditions particulières, à savoir le "temps de charge court du condensateur" et le "temps de charge long du condensateur". Plus précisément, nous dérivons des limites pour le temps d'inter-livraison et la probabilité de violation.
4. Enfin, grâce à des résultats analytiques et de simulations, nous évaluons l'impact de plusieurs paramètres sur  $P_v$  dans les RCSFs-RE multipoint à point. Ensuite, nous détaillons comment la taille optimale du condensateur qui minimise  $P_v$  est obtenue.

Ces contributions ont fait l'objet d'un article dans la revue IEEE Internet of Things Journal 2020 [27] et un article de conférence présenté à IEEE Consumer Communications Networking Conference (CCNC), Las Vegas, NV, USA, 2020 [28].

### **1.3.3 Contribution 3 : Ordonnancement hors-ligne et en-ligne dans les RCSFs-RE multipoint à point**

Cette contribution consiste à étudier le problème d'ordonnancement des nœuds dans les RCSFs-RE multipoint à point dans le but de minimiser le nombre total d'événements de violation du temps d'inter-livraison sur un horizon de temps fini. L'analyse est effectuée en considérant à la fois le caractère aléatoire de l'arrivée d'énergie et le manque de fiabilité du canal sans fil.

Le problème d'ordonnancement est étudié dans les contextes hors-ligne et en-ligne. Il est formulé comme un programme linéaire en nombres entiers. Cette formulation permet de fournir un outil de résolution efficace pour obtenir la solution optimale en utilisant des boîtes à outils standards. Dans une première partie de cette contribution, nous étudions le cas d'un RCSF-RE point à point (un nœud et un collecteur de données). Nous démontrons que le problème hors-ligne peut être résolu d'une manière optimale. Nous étudions la complexité du problème hors-ligne dans ce cas (point à point) et nous démontrons qu'il s'agit d'un pro-

blème qui appartient à la classe de complexité des problèmes polynomiales (classe P). Ainsi, un algorithme d'ordonnancement en temps polynomial, simple et efficace est proposé. Cet algorithme est basé sur la programmation dynamique et permet de fournir la solution optimale en temps polynomial. Pour le scénario en-ligne, nous voyons le problème comme un jeu entre notre algorithme en-ligne et un adversaire qui veut minimiser la performance de l'algorithme. Nous montrons analytiquement qu'il n'existe pas un algorithme déterministe compétitif pour résoudre le problème d'ordonnancement considéré. Nous avons donc opté pour un algorithme randomisé (aussi appelé algorithme à caractère aléatoire ou randomized algorithm en anglais) qui prend des décisions sous-optimales aléatoires afin de tromper l'adversaire.

Dans une deuxième partie, nous étudions le cas des RCSFs-RE multipoint à point. En premier lieu, la complexité du problème considéré est analysée. Nous montrons mathématiquement qu'il s'agit d'un problème NP-difficile même pour un RCSR-RE composée de deux noeuds. Vue la NP-difficulté du problème, un algorithme hors-ligne à la fois optimal et efficace est difficile à concevoir. Par conséquent, nous avons opté pour une technique heuristique qui permet de fournir un algorithme simple en termes de complexité et efficace en termes de performance. Cet algorithme est basé sur la technique de programmation dynamique proposée précédemment dans le cas du problème point à point. Ensuite, nous avons étudié le scénario en-ligne dans le cas des RCSFs-RE multipoint à point. Étant donné qu'aucun algorithme compétitif n'existe pour ce problème d'ordonnancement (même dans le cas point à point comme nous l'avons montré précédemment), nous avons introduit de la randomisation dans notre conception d'algorithme en-ligne permettant de résoudre le problème d'ordonnancement pour le système multipoint à point.

Finalement, nous évaluons les performances des algorithmes proposés à l'aide de simulations Monte Carlo et nous les comparons à des solutions communément utilisées dans la littérature. L'impact des différents paramètres du réseau est également illustré.

Les principales contributions de cette partie sont résumées comme suit :

1. Le problème hors-ligne d'ordonnancement des paquets dans les RCSFs-RE multipoint à point est formulé sous la forme d'un programme linéaire en nombres entiers.
2. La complexité du problème formulé est analysée et il est montré qu'il s'agit d'un problème NP-difficile même pour le cas d'un RCSR-RE à deux noeuds (deux noeuds sources et un collecteur de données).
3. Un algorithme hors-ligne d'ordonnancement optimal en temps polynomial basé sur la programmation dynamique est proposé pour résoudre le problème d'ordonnancement dans un RCSR-RE point à point.
4. Un algorithme itératif presque-optimal basé sur la programmation dynamique est pro-

posé pour résoudre le problème d'ordonnancement hors-ligne dans les RCSFs-RE multipoint à point.

5. Nous montrons qu'aucun algorithme déterministe compétitif n'existe pour résoudre le problème d'ordonnancement en-ligne.
6. Deux algorithmes randomisés sont proposés pour résoudre le problème d'ordonnancement en-ligne respectivement dans les RCSFs-RE point à point et multipoint à point.
7. Grâce à des résultats numériques, les performances des solutions proposées sont illustrées et l'impact des différents paramètres du réseau est étudié.

Ces contributions ont fait l'objet d'un article de revue soumis à la revue IEEE Transactions on Wireless Communications 2021. Des résultats préliminaires sont soumis pour présentation à la conférence IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM), 2021.

#### **1.4 Méthodologie de recherche**

Dans ce projet de thèse, nous proposons des techniques de transmission et des algorithmes d'allocation des ressources (temporelles et énergétiques) dans les RCSFs-RE pour des applications sensibles au délai.

Pour mener le projet de thèse à sa fin, nous suivons la méthodologie de recherche suivante. D'abord, nous réalisons une recherche bibliographique pertinente de la littérature afin de spécifier les lacunes qui existent dans le cadre des métriques de performance, les techniques de transmission et les algorithmes d'allocation des ressources. En particulier, une étude de l'état de l'art de l'allocation des ressources dans les RCSFs en général et les RCSFs-RE en particulier est effectuée. Cette étude bibliographique nous permet de mieux comprendre la problématique, connaître les approches utilisées ainsi que de cerner les points faibles des solutions existantes.

Après l'étude bibliographique principalement focalisée sur l'optimisation du délai dans les RCSFs, nous étudions différents modèles de système des RCSFs-RE pour des applications principalement sensibles au temps d'inter-livraison, une métrique qui reflète la fréquence des mises à jour transmises au collecteur des données. Pour chaque modèle, nous présentons les hypothèses utilisées et nous définissons la problématique. En effet, cette modélisation caractérise principalement le modèle d'arrivée d'énergie ainsi que celui du canal de communication sans fil.

Dans chacune des contributions, nous avons suivi la démarche en deux étapes suivante. Pour fournir des études structurées et rigoureuses, nous commençons par étudier analytiquement

le système point à point, puis nous poursuivons cette analyse pour le système multipoint à point (si possible).

Les étapes de l'approche analytique dépendent du problème considéré dans chaque contribution. Dans les deux premières contributions, cette approche consiste principalement à caractériser le temps d'inter-livraison dans les modèles de systèmes considérés. Pour atteindre cet objectif, nous avons utilisé des notions liées à la théorie des probabilités, les processus stochastiques ainsi que les chaînes de Markov pour dériver les expressions exactes des statistiques du délai et du taux de perte des paquets. Des techniques d'optimisation telle que la programmation linéaire en nombres entiers sont utilisées pour formuler le problème d'ordonnancement des noeuds. La complexité du problème ainsi que celle des algorithmes hors-ligne et en-ligne proposés pour résoudre le problème considéré est aussi évaluée.

Finalement, les résultats analytiques obtenus et les algorithmes heuristiques proposés sont validés ou / et évalués à l'aide de simulations Monte Carlo.

## 1.5 Généralités sur les RCSFs

Dans cette section, nous présentons un aperçu sur les RCSFs. La suite de cette section portera sur l'origine de ces réseaux, les définitions, l'architecture ainsi que les types des capteurs. Nous présentons également les topologies et les principaux protocoles existants.

### 1.5.1 Origine et historique

Les origines des RCSFs remontent aux applications militaires et industrielles lourdes, qui sont très différentes des applications industrielles légères et grand public qui prévalent aujourd'hui. Le premier réseau sans fil qui ressemblait réellement à un RCSF moderne est le système de surveillance sonore (SOSUS), développé par l'armée américaine dans les années 1950 pour détecter et suivre les sous-marins soviétiques. Ce réseau utilisait des capteurs acoustiques immergés et répartis dans les océans Atlantique et Pacifique. Cette technologie de détection est toujours en service aujourd'hui, bien qu'elle remplisse des fonctions plus pacifiques notamment celles de la surveillance de la faune sous-marine et de l'activité volcanique.

Faisant écho aux investissements réalisés dans les années 1960 et 1970 pour développer le matériel pour l'Internet d'aujourd'hui, la DARPA (United States Defence Advanced Research Projects Agency) a lancé le programme DSN (Distributed Sensor Network) en 1980 pour explorer officiellement les défis de la mise en œuvre des RCSFs. Avec la naissance du DSN et sa progression dans le milieu universitaire grâce à des universités partenaires telles que l'Université Carnegie Mellon et le Massachusetts Institute of Technology (MIT) Lincoln Labs,

la technologie DSN a rapidement trouvé une place dans le milieu universitaire et la recherche scientifique civile.

Les gouvernements et les universités ont commencé à utiliser les RCSFs dans des applications telles que la surveillance de la qualité de l'air, la détection des incendies de forêt, la prévention des catastrophes naturelles, les stations météorologiques et la surveillance des structures. Puis, ils ont commencé à promouvoir l'utilisation des RCSFs dans des applications industrielles lourdes telles que la distribution d'énergie, le traitement des eaux usées et l'automatisation industrielle spécialisée. Alors que la demande du marché pour les RCSFs était forte, aller au-delà de ces applications limitées s'est avéré être un défi. Les applications militaires, scientifiques, technologiques et industrielles lourdes des décennies précédentes étaient toutes basées sur des capteurs volumineux et coûteux et des protocoles de réseau propriétaires. Ces RCSFs accordaient une importance particulière à la fonctionnalité et aux performances, tandis que d'autres facteurs tels que les coûts de matériel et de déploiement, les normes de mise en réseau, la consommation d'énergie et l'évolutivité ont été négligés. Même si des projets intéressants ont été réalisés pour l'atteinte de l'objectif des DSNs initialement visé par les chercheurs, la combinaison de ces facteurs a empêché l'adoption et le déploiement généralisés des RCSFs et a ainsi limité le nombre de leurs applications potentielles.

Afin de résoudre les défis techniques, les universités et l'industrie ont joint leurs efforts, et donc, des initiatives académiques et industrielles ont vu le jour. On peut citer à titre d'exemples :

- Capteurs de réseau intégrés sans fil de l'université de Californie à Los Angeles (1993).
- Programme PicoRadio de l'Université de Californie à Berkeley (1999).
- Programme  $\mu$ -Adaptive Multi-domain Power Aware Sensors au MIT (2000).
- NASA Sensor Webs (2001).
- ZigBee Alliance (2002).
- Center for Embedded Network Sensing (2002).

### **1.5.2 Définitions : du nœud capteur aux réseaux de capteurs**

Un capteur est un dispositif matériel destiné à effectuer des tâches de télédétection [29]. Il produit un signal de réponse mesurable à un changement sur les propriétés d'un objet, un phénomène ou un matériel [30]. L'organisation des capteurs dispersés dans l'espace en groupe pour détecter, mesurer, collecter des informations de l'environnement et acheminer, via une transmission sans-fil, les données détectées à un emplacement central (utilisateur, station de base, puits, collecteur de données, etc) forme un réseau de capteur sans-fil (RCSF). Généralement, la collecte de données peut être déclenchée par des requêtes initiées par l'utilisateur

pour avoir des informations sur le réseau ou périodiquement pour surveiller une zone géographique, ou bien déclenchée par l'apparition d'un événement. Les données reçues au niveau du collecteur des données peuvent être traitées immédiatement pour répondre aux besoins de l'utilisateur. Elles peuvent également être sauvegardées dans une base de données pour être analysées ultérieurement. Selon le type et l'ampleur des données surveillées, le collecteur de données envoie l'information à un réseau filaire ou active une alarme ou une action, .

### 1.5.3 Composants d'un nœud capteur

Tel qu'illustré dans le schéma bloc de la Figure 1.1, un noeud capteur est principalement composé de quatre unités de base : l'unité de détection, l'unité de traitement, l'unité de communication et l'unité de stockage d'énergie. Il peut contenir, selon son domaine d'application, des modules supplémentaires tels qu'un système de localisation, un système générateur d'énergie (par exemple, cellule solaire ou photovoltaïque), ou bien un système de mesure de distance ou d'angle avec un noeud capteur voisin.

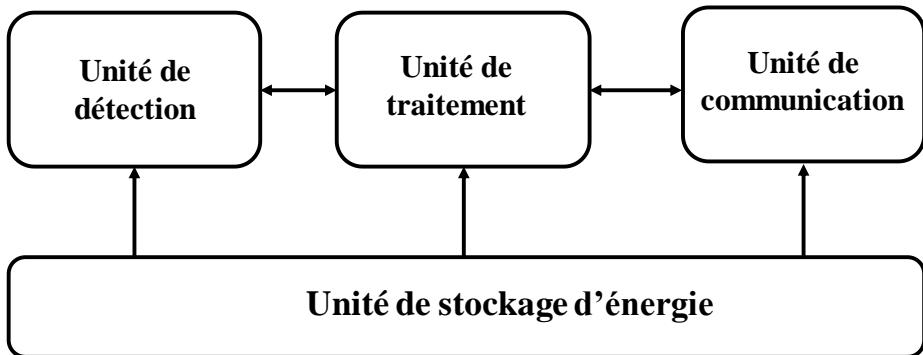


Figure 1.1 Composants d'un nœud capteur

#### Unité de détection

Les unités de détection sont généralement constituées de capteurs spécifiques à une application et de convertisseurs analogiques-numériques, qui numérisent les signaux analogiques produits par les capteurs lorsqu'ils détectent un phénomène particulier. L'unité de détection est généralement composée de deux sous-unités : le capteur (aussi appelé sonde capteur) spécifique à une application et l'ADC (“analog to digital converter” ou convertisseur analogique / numérique). Le capteur fournit des signaux analogiques, basés sur le phénomène observé, à l'ADC. Ce dernier transforme ces signaux en un signal numérique compréhensible par l'unité

de traitement. La sonde capteur est caractérisée par plusieurs critères dont les plus courants sont la grandeur physique observée (lumière, température, bruit, humidité, etc...), son étendue de mesure ou rayon de détection, sa sensibilité et sa température d'utilisation. Pour utiliser une sonde capteur dans les meilleures conditions, il est souvent utile de pratiquer un étalonnage et de connaître les incertitudes de mesures relatives à celle-ci.

### **Unité de traitement**

Elle comprend un processeur généralement associé à une unité de stockage (mémoire). Elle fonctionne à l'aide d'un système d'exploitation spécialement conçu pour les microcapteurs. Elle exécute les protocoles de communications qui permettent de faire "collaborer" un nœud avec les autres noeuds du réseau. Elle peut aussi analyser les données captées pour alléger la tâche du collecteur des données.

### **Unité de communication**

Elle effectue toutes les transmissions et réceptions des données sur un médium sans-fil. Elle peut être de type optique, ou de type radio-fréquence.

### **Unité de stockage de l'énergie**

L'unité de contrôle d'énergie constitue un composant essentiel pour la survie du capteur. Elle doit répartir l'énergie disponible aux différents modules, de manière optimale. Dans un nœud capteur, l'énergie est consommée par la détection, la communication et le traitement des données. Il faut généralement plus d'énergie pour la transmission des données que pour la détection et le traitement des données. L'énergie peut être emmagasinée dans des batteries ou des condensateurs. En pratique, il est difficile de connecter chaque capteur à une source d'énergie individuellement, et par conséquent, les batteries ont été souvent utilisées pour des raisons de commodité. Un nœud capteur peut également "récolter" de minuscules quantités d'énergie à partir de son environnement et l'utiliser comme énergie électrique disponible. Cette technologie est connue sous le nom de récolte d'énergie ou "energy harvesting" (EH) en anglais et est décrite dans la section 1.6.

#### **1.5.4 Types de capteurs**

Étant la neurone d'un RCSF, le type de capteur définit le ou les paramètres physiques à détecter. Diverses technologies de capteur sont disponibles sur le marché et sont en train d'être

mises en œuvre dans des applications environnementales et dans une variété d'applications privées et commerciales.

- Systèmes micro-électromécaniques (MEMS) : capteurs tels que les gyroscopes, les accéléromètres, les magnétomètres, capteurs de pression, les capteurs à effet pyroélectrique et les capteurs acoustiques.
- Capteurs à base de CMOS : utilisés pour détecter les niveaux de température, humidité, proximité capacitive et les compositions chimiques.
- Capteurs LED : utilisés pour la détection de la lumière ambiante, la détection de proximité et les compositions chimiques.

### 1.5.5 Topologies

Les topologies de RCSF se divisent généralement en trois catégories : réseaux linéaires (liaisons point à point unidirectionnels ou bidirectionnels), réseaux en étoile et réseaux maillés. Les premiers protocoles de mise en réseau étaient de simples liaisons de communication unidirectionnelles, principalement utilisés dans des applications telles que les systèmes de surveillance de la pression des pneus, les ouvre-portes de garage et les télécommandes de télévision. Alors que le besoin de topologies plus avancées devenait évident, des topologies bi-directionnelles, en étoile et enfin maillées ont vu le jour.

Dans la topologie en étoile, le réseau est constitué d'une seule station de base qui peut envoyer et/ou recevoir des messages depuis un certain nombre de nœuds distants. Les nœuds ne sont pas autorisés à communiquer entre eux. Cette topologie a pour avantages d'être facile à déployer, et de garantir des communications à faible latence entre les nœuds distants et la station de base.

Un réseau maillé est un réseau multisaut, c'est-à-dire que l'information (le paquet de données) peut circuler à travers plusieurs capteurs jusqu'à ce qu'il atteigne la station de base. La portée de communication de chaque nœud étant limitée en distance, un nœud intermédiaire est ajouté pour l'étendre. L'avantage principal de cette topologie est qu'elle permet de maintenir la connectivité globale du réseau, mais son inconvénient majeur réside dans le nombre de sauts qui augmente d'une communication à une autre, ce qui augmente la consommation d'énergie globale dans le réseau.

### 1.5.6 Applications

Grâce à leur faible coût et leur petite taille, les nœuds capteurs peuvent avoir de nombreuses applications. Ils peuvent être utilisés pour détecter et surveiller un certain nombre de para-

mètres physiques tels que la lumière ambiante, le son, l'humidité, la pression, la température, la composition du sol, de l'air ou de l'eau, etc. Les RCSFs peuvent également être utilisés dans divers domaines tels que la médecine, l'agriculture, les transports, le contrôle des processus industriels et les forces armées. Aujourd'hui, les utilisations des RCSFs sont différentes de celles de cinq ou dix ans auparavant, tel qu'illustré sur la Figure 1.2. De nos jours, comme le montre la Figure 1.2, on retrouve des noeuds capteurs partout, de plus en plus à proximité du consommateur via des applications domestiques comme l'éclairage intelligent, la détection de présence, etc. Dans la suite de cette section, nous décrivons brièvement l'utilisation des

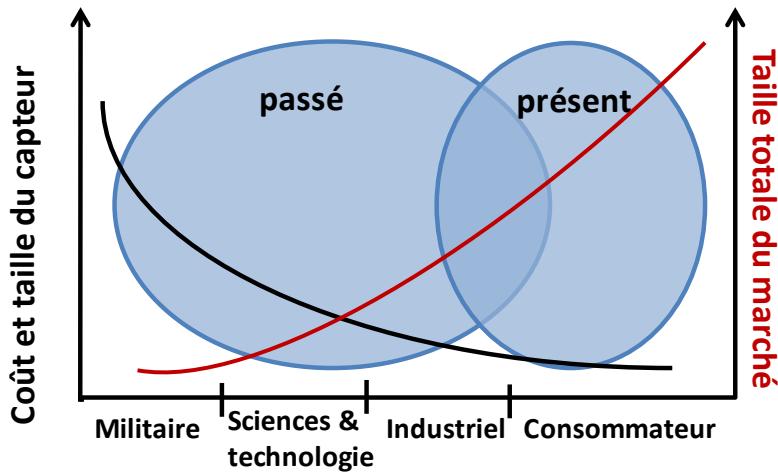


Figure 1.2 Évolution des RCSFs (Source : SILICON LABS [1])

RCSFs dans quelques domaines.

**Domaine militaire** Les fins d'utilisation militaires des RCSFs consistent notamment à faire le suivi et la détection des intrusions non autorisées dans une zone protégée. Le système de surveillance basé sur des capteurs sans fil doit fournir des informations avec une précision et une confidentialité acceptables sur la position des objets qui se déplacent dans une zone géographique, localiser et suivre les déplacements des forces ennemis avec précision. Ceci aide grandement à prévenir les attaques (p. ex. chimiques, biologiques, voire nucléaires), grâce à une détection anticipée [31]. Toute l' information requise est signalée à une station de base à distance, dans un temps acceptable pour permettre des réactions au bon moment.

**Domaine de l'agriculture** En agriculture, les RCSFs offrent un support important lié principalement à la gestion précise des ressources, le suivi de développement des maladies, la

prédition du moment adéquat de la récolte [32]. Propulsée par leur coût d'installation réduit et leur déploiement facile sur le terrain, les capteurs sont largement utilisés pour collecter des données sur les cultures et la qualité du sol et les transmettre à une station centrale souvent présente dans la ferme [31].

**Le contrôle de l'environnement** Les RCSFs peuvent aider à étudier les phénomènes naturels complexes comme les séismes, les volcans et les tempêtes. Par exemple, nous citons le projet Nearest (“Integrated observation from near shores sources of Tsunami”), lancé par la commission européenne pour le développement d'un système de détection précoce des Tsunamis locaux dans le Golfe de Cadiz. Des capteurs sismiques et de pression ont été mis en place pour des observations sous-marines [33]. On trouve également le réseau de détection sismique de l'observatoire de Grenoble (réseau Sismalp), lancé en 1987 dont l'objectif est de surveiller la sismicité régionale pour mieux en comprendre la sismotectonique et pour estimer le risque sismique [34].

**Domaine de la santé** Les RCSFs peuvent améliorer notre vie quotidienne à travers différents services : la surveillance à domicile des personnes âgées, la surveillance des malades dans les hôpitaux, etc. Par exemple, nous citons le système de téléassistance réparti STAR [35] qui consiste en une plateforme dédiée à la surveillance de personnes souffrant d'arythmies cardiaques. Il permet d'acquérir et d'analyser les signaux ECG<sup>4</sup> en temps réel et de les envoyer depuis la personne vers un centre de traitement médical ou un hôpital [31] via une passerelle connectée à Internet.

**Domaine des transports intelligents** Les RCSFs offrent un grand support pour des applications comme la surveillance du trafic routier, la recherche du stationnement et la gestion de flotte des véhicules. Différents types de capteurs (p. ex. capteurs vidéo, capteurs acoustiques, capteurs de pression et radars) posés temporairement sur certains axes routiers, fournissent des données sur les variables fondamentales du trafic routier comme le débit, la vitesse, la densité, les mouvements tournants dans les carrefours, les événements affectant le trafic comme les bouchons et les accidents [36]. L'ensemble des mesures collectées permet d'assurer des applications de sécurité routière comme la gestion des congestions et la prévention des accidents. Ces données sont généralement envoyées et sauvegardées dans une base de données centralisée [37]. Les RCSFs sont aussi utilisés pour faciliter la recherche des places de stationnement par les automobilistes via des applications mobiles. Ces applications s'appuient sur les données collectées par des capteurs magnétiques autonomes, installés sur la

---

4. Électrocardiographie : une représentation graphique de l'activité électrique du cœur.

chaussée qui permettent de détecter la présence d'un véhicule en analysant les variations du champ magnétique. Ce champ est stable lorsque la place est libre et sera déformé à l'arrivée d'un véhicule.

### 1.5.7 Protocoles et standards

Parmi les standards qui peuvent être utilisés dans les RCSFs, on cite les protocoles Bluetooth et ZigBee. Bluetooth utilise une technologie radio courte distance destinée à simplifier les connexions entre les appareils électroniques. Initiée en 1994 par Ericsson, la technique Bluetooth est fondée sur le standard IEEE 802.15.1 et a comme but la création et le maintien de réseaux à portée personnelle, PAN (Personal Area Network). De tels réseaux sont utilisés pour le transfert de données à bas débit et à faible distance entre des appareils compatibles. Malheureusement, le grand défaut de cette technologie est sa trop grande consommation d'énergie et ne peut donc pas être adaptée aux capteurs qui sont alimentés par une batterie et qui idéalement devraient fonctionner durant plusieurs années. Ce problème a été résolu avec l'avènement de BLE (Bluetooth Low Energy). La norme ZigBee combinée avec le standard IEEE 802.15.4 offre des caractéristiques qui répondent encore mieux aux besoins des réseaux de capteurs en termes d'économie d'énergie et de déploiement sur de grandes régions géographiques. ZigBee offre des débits de données moindres, mais il consomme également nettement moins d'énergie que Bluetooth. Un faible débit de données n'est pas un handicap pour un réseau de capteurs où les fréquences de transmission ne sont pas importantes.

Combinant les communications et l'informatique, la cinquième génération (5G) de réseaux cellulaires devrait jouer un rôle clé pour le futur de l'IdO notamment dans le développement d'applications de l'IdO telles que la ville intelligente résolvant ainsi les limitations des normes cellulaires précédentes [38]. L'un des principaux avantages de la 5G par rapport à la 4G est l'augmentation du débit de données, la réduction de la latence et l'amélioration de la couverture prenant en charge un grand nombre d'appareils. De cette manière, la 5G permet la vision d'un IdO véritablement mondial. Pour relever les défis, le groupe de normalisation 3ème projet de partenariat de génération (3GPP), qui est responsable des normes de réseau de télécommunications cellulaires, a travaillé pour s'assurer que les communications évoluent efficacement à l'avenir et que les nouveaux systèmes radio 5G prometteurs deviennent une réalité pour l'IdO. Cependant, aucune technologie ou solution ne convient parfaitement à toutes les applications massives potentielles de l'IdO. En conséquence, l'industrie mobile standardise plusieurs technologies, notamment l'évolution à long terme des machines (LTE-M) et l'IdO à bande étroite ("Narrowband IoT" (NB-IoT) en anglais) qui apparaît comme des solutions prometteuses qui seront incluses dans les normes mobiles 5G [39]. Les deux sont

des protocoles à faible bande passante qui connectent des appareils à Internet qui doivent transmettre de petites quantités de données, à faible coût et avec une autonomie de batterie assez élevée.

Le Wi-Fi joue aussi un rôle important avec la nouvelle norme 802.11ax (ou Wi-Fi 6) introduite par Wi-Fi Alliance et qui permet de prendre en charge les appareils qui doivent fonctionner à faible puissance [40] et apporte une série d'améliorations telles que l'augmentation de la vitesse, de la capacité et de la réactivité du réseau. Il permet plus de données audio, vidéo et autres en temps réel. Bien que le Wi-Fi 6 prenne en charge certaines fonctionnalités similaires à la 5G, telles que les améliorations de la vitesse, de la capacité et de la latence du réseau, le Wi-Fi 6 n'est pas une alternative à la 5G mais un complément. Le Wi-Fi 6 et la 5G sont des technologies différentes conçues pour des cas d'utilisation très différents. La 5G est conçue pour les réseaux étendus, tandis que le Wi-Fi 6 offre une connectivité haut débit et à faible latence pour les réseaux locaux. Pris ensemble, cela signifie que le réseau sans fil est disponible pour une multitude de nouvelles applications en temps réel [40].

## 1.6 Généralités sur la récolte d'énergie

Cette section présente divers aspects de la récolte d'énergie (RE) ainsi que les systèmes qui l'utilisent. Spécifiquement, nous présentons le concept de la récolte de l'énergie, l'historique, l'architecture, les sources d'énergie et les technologies de stockage ainsi que des exemples de nœuds et d'applications basés sur la RE. Les particularités de cette technique d'alimentation verte sur le fonctionnement des capteurs et la conception de solutions de réseaux de capteurs sont aussi présentées.

### 1.6.1 Définition

La RE consiste à convertir une forme d'énergie (par exemple solaire, éolienne, etc) en énergie électrique. Appliquée aux nœuds de capteurs, l'énergie provenant de sources renouvelables fournit une alimentation électrique à long terme pour les capteurs. Par conséquent, elle constitue une solution ultime pour remplacer les batteries et, ainsi, augmenter la durée des RCSF. Compte tenu du profil de consommation énergétique d'un nœud, les techniques de récolte d'énergie pourraient répondre totalement ou partiellement à ses besoins énergétiques [18].

### 1.6.2 Historique

Depuis longtemps, nous avons cherché des moyens pour stocker l'énergie à partir de la chaleur et des vibrations. L'histoire de la récupération d'énergie remonte au moulin à vent et à la

roue hydraulique. Le désir d'alimenter les réseaux de capteurs et les appareils mobiles sans piles a constitué le moteur de la recherche menée sur les dispositifs avec récolte d'énergie. La récolte d'énergie est également motivée par le désir de s'attaquer au problème du changement et du réchauffement climatique. En examinant l'histoire de la recherche menée sur la récolte d'énergie, on remarque que les collecteurs d'énergie individuels pour la conversion de sources d'énergie uniques en électricité ont été développés en premier, suivis par des homologues hybrides conçus pour une utilisation avec plusieurs sources d'énergie. Très récemment, le concept d'un récolteur d'énergie véritablement multisource construit à partir d'une seule pièce de matériau comme composant de conversion d'énergie a été proposé [41].

### **1.6.3 Composants d'un système de récolte d'énergie**

Un système de récolte d'énergie typique comporte trois composants : (i) la source d'énergie, (ii) l'architecture de récolte et (iii) la charge [18]. La source d'énergie fait référence à la source d'énergie ambiante à récolter. L'architecture de récolte consiste en des mécanismes pour exploiter et convertir l'énergie ambiante d'entrée en énergie électrique. La charge fait référence aux activités qui consomment de l'énergie.

#### **Sources d'énergie et mécanismes de conversion**

Une technique populaire de récolte d'énergie consiste à convertir l'énergie solaire en énergie électrique. L'énergie solaire est incontrôlable. En effet, l'intensité de la lumière directe du soleil ne peut pas être contrôlée mais elle est prévisible avec des modèles quotidiens et saisonniers. D'autres techniques de récolte d'énergie convertissent l'énergie mécanique ou l'énergie éolienne en énergie électrique. Par exemple, une force mécanique appliquée à des matériaux piézoélectriques, ou à un bras rotatif connecté à un générateur, peut produire de l'énergie électrique. Étant donné que la quantité d'énergie utilisée pour la conversion peut être variée, ces techniques peuvent être considérées comme des sources d'énergie contrôlables [18]. En outre, l'énergie peut être générée à partir de différences de température par des effets thermooélectriques et pyroélectriques, ou même la conversion directe de l'énergie radio-fréquence (RF) grâce à des antennes spécialisées.

Il est à noter qu'une seule source d'énergie n'est pas préférable pour toutes les applications. Le choix dépend des exigences et des contraintes de chaque application [18].

Le choix du mécanisme de conversion d'énergie est étroitement lié au choix de la source d'énergie. Dans le cas de l'énergie solaire, le mécanisme de conversion est l'utilisation de panneaux solaires. Un panneau solaire agit comme une source de courant. La quantité de

courant générée est proportionnelle à sa surface et à l'intensité de la lumière incidente. Par conséquent, selon les besoins, des panneaux plus grands avec une plus grande surface ou un plus grand nombre de panneaux solaires seront utilisés. Dans le cas de sources d'énergie mécaniques comme la marche, la poussée des boutons / touches, la conversion en énergie électrique se fait à l'aide d'éléments piézoélectriques [42]. Les films piézoélectriques se déforment lors de l'application d'une force et génèrent de l'énergie électrique. Plus la taille du film est grande, plus la quantité d'énergie récoltée est grande. L'énergie éolienne est récoltée à l'aide de moteurs et de turbines qui convertissent le mouvement circulaire en énergie électrique par le principe de l'induction électromagnétique [43].

Dans un capteur, l'énergie peut être emmagasinée dans une batterie ou un condensateur. Le choix d'une technologie particulière dépend des exigences de l'application. Le sous-système de stockage d'énergie est un composant très important dans un nœud capteur, car il affecte grandement son efficacité globale. Le choix de la technologie de stockage d'énergie affecte également la taille, le coût et la durée de vie du nœud.

**Utilisation des condensateurs** Il convient de noter que l'utilisation d'un condensateur pour le stockage d'énergie dans les nœuds de capteurs s'inspire des capteurs sans fil sans batterie, principalement équipés de condensateurs ou de super-condensateurs capables de délivrer rapidement des rafales de forte puissance [43–47]. Outre leur faible coût, les condensateurs présentent plusieurs avantages par rapport aux batteries classiques, notamment la possibilité de stocker leur énergie sous forme de champ électrique plutôt que dans des produits chimiques qui subissent des réactions. Contrairement aux piles, ils peuvent être rechargés plusieurs fois sans perdre leur capacité à maintenir une charge. En outre, les matériaux de fabrication d'un condensateur simple ne sont généralement pas toxiques, et peuvent être mis au rebut sans aucun impact sur l'environnement.

**Utilisation des batteries** Certaines batteries sont conçues pour être jetées après leur première utilisation (après avoir été vidées). D'autres sont rechargeables et peuvent se décharger plusieurs fois. Une batterie peut stocker plus d'énergie qu'un condensateur ayant le même volume. Les batteries peuvent également fournir cette énergie de manière régulière et fiable. Mais parfois, elles ne peuvent pas fournir de l'énergie aussi rapidement que nécessaire. Prenez, par exemple, l'ampoule du flash d'un appareil photo. Elle a besoin de beaucoup d'énergie en un temps très court pour produire un flash lumineux. Ainsi, au lieu d'une batterie, le circuit d'un flash utilise un condensateur pour stocker l'énergie. Ce condensateur reçoit son énergie des piles en un flux lent mais régulier. Lorsque le condensateur est complètement chargé, le voyant "prêt" de l'ampoule du flash s'allume. Lorsqu'une photo est prise, le condensateur

libère rapidement son énergie. Ensuite, le condensateur recommence à se charger.

## Architectures d'exploitation et applications

En général, l'exploitation d'énergie est modélisée par les deux architectures suivantes [48] :

**Récolte-Utilisation :** L'énergie est récoltée pour être utilisée immédiatement. Dans ce cas, le système de récolte alimente directement le noeud capteur. Par conséquent, la puissance de sortie du système de récolte doit être continuellement au-dessus du point de fonctionnement minimum pour que le noeud soit opérationnel. Si l'énergie disponible n'est pas suffisante, le noeud sera désactivé. En d'autres termes, des variations brusques de la capacité de récolte proches du point de puissance minimum feront osciller le noeud du capteur entre les états marche (ON) et arrêt (OFF). Un système d'utilisation de la récolte peut être conçu pour utiliser des sources d'énergie mécaniques comme appuyer sur des touches / boutons, marcher, pédaler, etc. Par exemple, la pression d'une touche / d'un bouton peut être utilisée pour déformer un matériau piézoélectrique, générant ainsi de l'énergie électrique pour envoyer un court message sans fil [42]. De même, les matériaux piézoélectriques placés stratégiquement dans une chaussure peuvent se déformer à différentes étendues pendant la marche et la course. L'énergie récoltée peut être utilisée pour transmettre des signaux RFID (ou en anglais, radio-frequency identification), utilisés pour suivre le porteur de chaussures [49].

**Récolte-Stockage-Utilisation :** L'énergie est récoltée au fur et à mesure et stockée pour une utilisation ultérieure. Dans ce cas, l'architecture se compose d'un composant de stockage qui stocke l'énergie récoltée et alimente également le noeud capteur. Le stockage d'énergie est utile lorsque l'énergie récoltée disponible est supérieure à son utilisation actuelle. Alternativement, l'énergie peut également être stockée jusqu'à ce que suffisamment d'énergie soit collectée pour le fonctionnement du système. L'énergie est stockée pour être utilisée plus tard lorsqu'une opportunité de récolte n'existe pas ou que la consommation d'énergie du noeud capteur doit être augmentée pour améliorer les performances requises.

Le composant de stockage lui-même peut être à un ou deux étages. Le stockage secondaire est un stockage qui sert à dépanner le noeud capteur lorsque le stockage principal est épuisé [50]. À titre d'exemple, un système Récolte-Stockage-Utilisation peut utiliser des sources d'énergie incontrôlées mais prévisibles comme l'énergie solaire [51]. Pendant la journée, une partie de l'énergie récoltée est utilisée pour le fonctionnement du système et le reste est stocké pour une utilisation ultérieure. Pendant la nuit, l'énergie stockée est utilisée de manière conservatrice pour alimenter le noeud capteur.

## 1.7 Organisation de la thèse

Les autres chapitres de cette thèse sont organisés comme suit. Nous présentons une revue critique de la littérature dans le chapitre suivant. Ensuite, nous présentons les différentes contributions de la thèse, chacune dans un chapitre séparé. Chaque chapitre de contribution contient : (i) un résumé de la contribution ; (ii) une introduction qui contient un rappel des motivations et problématiques correspondantes ; (iii) un rappel des contributions ; (iv) le modèle de système considéré ; (v) la formulation du problème, (vi) les études analytiques ; (vii) l'évaluation de performance ; et (vii) les résultats de simulations. Le chapitre 3 présente notre première contribution, soit celle de l'analyse du délai et du taux de perte de paquets dans les RCSFs-RE. Le chapitre 4 présente notre deuxième contribution qui consiste à analyser le temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE. Ensuite, le chapitre 5 discute de notre troisième contribution, soit celle de l'ordonnancement des nœuds dans les RCSFs-RE dans les scénarios hors-ligne et en-ligne. Finalement, dans le chapitre 6, nous présentons les conclusions générales et les travaux futurs ainsi que les contributions à l'avancement des connaissances de cette thèse de doctorat.

## CHAPITRE 2 Revue de littérature

### 2.1 Introduction

Récemment, un nombre important de travaux de recherche ont examiné les RCSFs alimentés ou non-alimentés par la RE. Dans ce qui suit, nous présentons une revue critique des travaux de recherche considérés dans la littérature. Nous commençons par présenter les principaux défis de conception rencontrés dans les RCSFs-RE. Ensuite, nous discutons des différentes métriques de qualité de service typiquement utilisées pour juger l'efficacité des RCSFs en mettant l'emphase sur les métriques de délai.

### 2.2 Défis de conception

Tel que mentionné précédemment, la RE modifie considérablement les options du concepteur d'un RCSF étant donné que le processus d'arrivée d'énergie est intrinsèquement variable dans le temps. Ces fluctuations dans le processus d'arrivée d'énergie peuvent être lentes ou rapides. Elles sont caractérisées par le temps de cohérence de ce processus qui est étroitement lié à la nature de la source d'énergie [52]. Par exemple, pour le cas de la RE à partir d'un panneau solaire avec un ensoleillement abondant, le temps de cohérence est de l'ordre de quelques minutes ou heures. Pour le cas d'un transfert d'énergie sans fil via des signaux RF, le temps de cohérence peut être de l'ordre de millisecondes, ce qui est comparable à la durée d'un créneau temporel de communication [53].

Pour rendre possible les analyses de ces systèmes alimentés par la RE, une modélisation mathématique du processus de l'arrivée d'énergie est indispensable. Dans la littérature, nous trouvons principalement le modèle déterministe (aussi processus parfaitement prévisible ou processus à taux d'arrivée constant) [53] et le modèle d'un processus stochastique (aussi appelé processus aléatoire) où la quantité d'énergie récoltée durant chaque intervalle de temps suit une certaine distribution. Les travaux antérieurs ont principalement utilisé la distribution exponentielle [54], la distribution gamma [22] ou celle de Bernoulli [55, 56].

La modélisation des coûts énergétiques est également une considération de conception importante pour les RCSFs-RE. Il existe trois principaux coûts énergétiques pour les capteurs sans fil [57] : (i) le coût énergétique de la transmission et de la réception RF, y compris l'écoute passive, (ii) le coût énergétique de la détection ou de mesure et du traitement de l'information, et (iii) le coût énergétique des autres traitements de base tout en étant actif. En général, le coût énergétique des composantes (ii) et (iii) sont beaucoup plus faibles par rapport au

coût énergétique de la transmission [58]. Par conséquent, la majorité des travaux réalisés sur les RCSFs-RE ont uniquement considéré le coût énergétique lié à la transmission [59, 60].

Une tâche fondamentale dans de nombreux systèmes de communication sans fil consiste à estimer les paramètres du canal sans fil. Dans la littérature, elle a été principalement exploitée pour permettre des transmissions opportunistes et ainsi améliorer le débit des systèmes de communication alimentés par des sources d'énergie fiables [61] [62] [63] [64]. Dans la littérature, l'estimation de l'état des canaux a souvent été supposée sans coût ou ne consommant que du temps [62] [64].

Dans une première partie de cette thèse (chapitre 3), nous proposons d'exploiter l'estimation de l'état de canal pour améliorer le délai et le taux de perte de paquets dans un RCSR-RE. Contrairement à ces travaux précédents, nous prenons en considération les coûts temporels et énergétiques liés à l'estimation de l'état de canal dans l'analyse de performance du système.

### 2.3 Métriques de QdS

En pratique, l'énergie récoltée est intrinsèquement variable dans le temps [52], et arrive en petites unités qui sont emmagasinées dans une batterie avec une capacité limitée [65]. Lorsque l'alimentation des appareils est exclusivement basée sur une source d'énergie inépuisable mais incontrôlable et instable, le respect des exigences de QdS strictes et spécifiques aux applications devient un défi considérable. Cela nécessite une gestion intelligente des différentes ressources (principalement l'énergie) qui à la fois respecte la causalité des arrivées d'énergie et satisfait les exigences de QdS requises.

Les travaux antérieurs ont envisagé de nombreuses techniques de transmission et des politiques d'allocation des ressources pour divers modèles de systèmes de communication (alimentés et non alimentés par la RE). Les objectifs étudiés dans ces travaux sont nombreux. On trouve la maximisation du débit de système [66, 67], la maximisation de la somme escomptée de bits transmis sur un horizon de temps infini [68], la minimisation du délai [69, 70, 70, 71], la maximisation de l'efficacité d'énergie [72] et la minimisation du temps d'achèvement de la transmission (temps nécessaire pour que tous les bits soient livrés à la destination) [73–76]. Il existe de nombreuses applications des RCSFs nécessitant que toutes les données soient transmises sans perte. Par exemple, la surveillance d'une structure a besoin de l'ensemble des données des points de mesure pour construire un modèle et l'analyser [77] [78]. C'est aussi le cas des applications de surveillance des systèmes industriels [79]. Pour ces applications, les transmissions devraient être ultra-fiables avec une très faible perte de données. Dans [78], les auteurs minimisent la perte de paquets pondérée sous des contraintes de délai moyen

tandis que ceux de [77] ont étudié une transmission de données fiable dans un environnement sujet aux erreurs de transmission à cause de la non-fiabilité du canal sans fil (channel unreliability en anglais). Ces problématiques ont été résolues considérant différents modèles de canaux tel que les canaux de diffusion [80–82], les canaux de relais [83–86], les canaux d'accès multiples [87] et les canaux d'interférence [88]. On trouve également la coopération énergétique [89] et le transfert simultané des données et d'énergie [90]. La fuite d'énergie de la batterie au fil du temps [91], l'inefficacité du stockage de la batterie au court de sa charge [92], les systèmes avec stockage d'énergie hybride [93], les coûts de traitement [94, 95] et les coûts de décodage au niveau du récepteur [96, 97] ont été aussi pris en considération.

Cependant, les métriques traditionnelles de QdS, considérées dans les travaux susmentionnés, ne conviennent pas aux applications temps réel, telles que dans le cas des systèmes de surveillance à distance. Ces derniers exigent que l'information contenue dans les mises à jour soient actualisées et fraîches. En effet, l'information a généralement plus de valeur lorsqu'elle est fraîche. Par exemple, une connaissance en temps réel de l'emplacement, de l'orientation et de la vitesse des véhicules à moteur est impérative dans une application de conduite autonome, et l'accès à des informations opportunes sur les cours des actions et les mouvements des taux d'intérêt sont essentiels pour développer des stratégies de négociation sur le marché boursier.

À cette fin, le concept de âge de l'information ou l'AdI (“age of information” en anglais) a été introduit pour offrir un moyen de quantifier la fraîcheur de l'information et une opportunité pour améliorer les performances des systèmes et des réseaux temps réel. L'AdI reflète la fraîcheur de l'information du point de vue du nœud récepteur (aussi appelé collecteur des données, puits ou station de base). L'AdI à un instant donné mesure le temps qui s'est écoulé entre le moment où l'information dans le paquet le plus récemment reçu a été collectée et le moment présent. L'AdI est une mesure critique pour diverses applications de l'IdO, par exemple, dans le cas des systèmes de transport intelligents [98], la surveillance des catastrophes naturelles et le suivi des véhicules sans pilote [99]. Une autre métrique de délai qui a récemment suscité l'intérêt de la communauté scientifique est le temps d'inter-livraison. Cette métrique est aussi différente des métriques de QdS telles que le débit et le délai. Par exemple, une faible valeur de délai de bout en bout n'implique pas l'absence de longs délais entre les livraisons successives de paquets. Cette métrique est critique pour de nombreuses applications s'appuyant sur les RCSFs tels que les réseaux intra-véhiculaires et les systèmes cyber-physiques [100].

Comme il n'existe pas de solution universelle valable pour toutes les applications [57], les récents progrès de la recherche sur l'AdI et le temps d'inter-livraison suggèrent donc que

de nombreux principes de conception bien connus dans les réseaux (par exemple, fournir un débit élevé et un faible délai) doivent être réexaminés pour améliorer la fraîcheur des informations dans les applications en temps réel qui émergent rapidement. Par conséquent, de nouvelles solutions doivent être développées en fonction des exigences de QoS spécifiques des applications. Dans ce qui suit, nous discutons des principaux travaux de recherche liés au concept de l'AdI ainsi qu'au temps d'inter-livraison.

### 2.3.1 Âge de l'information dans les RCSFs sans RE

Tel que mentionné ci-dessus, l'AdI mesure le temps qui s'est écoulé entre le moment où le paquet le plus récemment reçu a été généré et le moment présent. Par conséquent, l'AdI est un processus continu dans le temps. La figure 2.1 montre un exemple illustratif de l'évolution du processus de l'AdI dans le temps<sup>1</sup>. Sur le graphique de la figure 2.1, le processus d'âge est représenté par  $\Delta(t)$ . Pour mieux comprendre ce graphique, quelques définitions sont

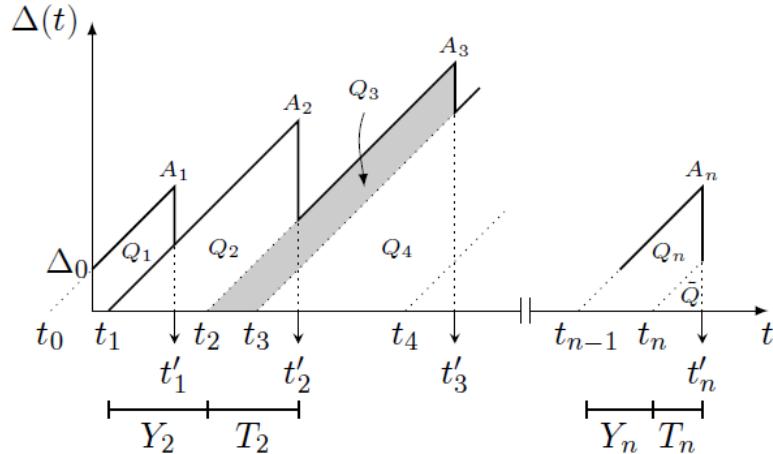


Figure 2.1 Évolution du processus de l'âge et méthode de calcul de l'AdI moyen

nécessaires.

Définissons d'abord un système de surveillance de base. En effet, un système de surveillance de base est composé de deux nœuds (une source  $s$  et une destination  $d$ ) tel qu'illustré par la figure 2.2. Un processus stochastique  $H(t)$  est observé par le nœud source  $s$ . Ce dernier prélève les échantillons renfermant des informations sur l'état du processus observé  $H(t)$ . En supposant que ces informations d'état sont requises par l'autre nœud (destination), chaque

1. Dans le reste de cette thèse, nous utilisons le terme “processus d'âge” pour désigner le processus de l'AdI

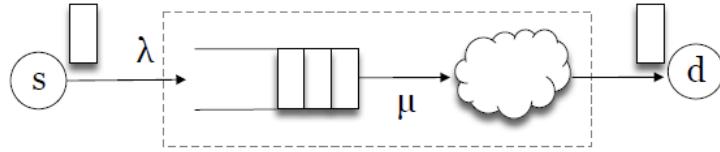


Figure 2.2 Modèle de système de surveillance de base

échantillon collecté doit être transmis via une liaison de communication reliant les deux nœuds. Pour modéliser un tel système, un modèle de file d'attente simple est souvent utilisé, comme l'illustrent les figures 2.2 et 2.3<sup>2</sup>. La génération des mises à jour est modélisée par un processus stochastique avec un taux d'arrivée<sup>3</sup> (à la file d'attente de la source) moyen  $\lambda$ . Le taux d'arrivée dans la file d'attente est caractérisée par le taux d'échantillonnage (aussi appelé fréquence de génération des échantillons) de  $H(t)$ . Les paquets<sup>4</sup> sont ensuite transmis avec un taux de service moyen  $\mu$ . Le service d'un paquet de mise à jour est considéré comme terminé lorsqu'il est reçu avec succès par la destination  $d$ . Au niveau du nœud source, il y a un tampon qui stocke les échantillons sous forme de paquets  $i = 1, 2, \dots$ . Le  $i$ ème paquet contient la valeur de l'échantillon du processus observé  $H(t_i)$  prélevé au temps  $t_i$  et l'instant de son génération  $t_i$  (ou timestamp en anglais). Le stockage des paquets<sup>5</sup> dans la file d'attente est instantané. Tous les paquets  $i = 1, 2, \dots$  générés au niveau de la source  $s$  doivent atteindre la destination  $d$ . On dit que chacun de ces paquets reçus par la destination fournit une mise à jour d'état et ces deux termes sont utilisés de manière interchangeable. La fraîcheur des données les plus récemment reçues au niveau de la destination à l'instant  $t$  est quantifiée par le processus d'âge  $\Delta(t)$ . La figure 2.3 illustre ces étapes.

Sans perte de généralité, nous supposons que l'observation du système commence à  $t = 0$ , la file d'attente est vide, et l'âge à la destination est  $\Delta(0) = \Delta_0$ . Supposons que le temps d'observation est entre  $t = 0$  et  $t = \tau = t'_n$ .  $N(\tau) = \max\{n | t_n \leq \tau\}$  désigne le nombre de paquets générés jusqu'au temps  $\tau$ . Soient  $t_i$  et  $t'_i$  les moments de génération du paquet  $i$  par la source et sa réception par le collecteur des données, respectivement. À un temps  $t$  donné,

- 
2. Le nuage sur la figure 2.3 représente les chemins que le paquet peut emprunter entre la source et la destination. Le temps correspondant est inclus dans le taux de service  $\mu$
  3. Lorsque le noeud source est alimenté par la récolte d'énergie, le taux d'arrivée des paquets dans la file d'attente dépend de l'énergie disponible au niveau du noeud en question.
  4. Les termes paquets, échantillons et mises à jours sont utilisés interchangeablement dans le reste de cette thèse.
  5. Dans cette thèse, les expressions “génération de mise à jour d'état”, “arrivée des paquets” et “prélèvement des échantillons” sont utilisés de manière interchangeable.

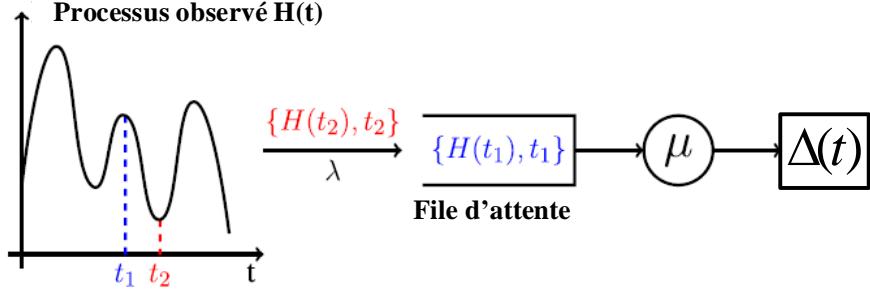


Figure 2.3 De la détection à la livraison des mises à jour

l'indice du paquet reçu le plus récent est noté par

$$N(t) = \max\{i | t'_i \leq t\}, \quad (2.1)$$

et l'instant de génération (au niveau de la source) de ce même paquet est donné par

$$u(t) = t_{N(t)}. \quad (2.2)$$

À un instant  $t$ , l'âge de l'état de la source  $s^6$  (le temps écoulé depuis le dernier échantillon du processus  $H(t)$  collecté par  $s$  et le temps présent) observé à la destination  $d$ , noté par  $\Delta(t)$ , est donc défini par le processus aléatoire suivant

$$\Delta(t) = t - u(t). \quad (2.3)$$

La mise à jour d'état  $i$  est générée à l'instant  $t_i$  et est reçue par la destination à l'instant  $t'_i$ . Entre  $t'_{i-1}$  et  $t'_i$  où il n'y a pas de mise à jour à la destination, l'âge perçu au niveau de la destination, tel qu'illustré par la figure 2.1, augmente linéairement avec le temps. Lors de la réception d'une mise à jour d'état à  $t'_i$ , l'âge est réinitialisé au délai que le nouveau paquet reçu a passé dans le système de transmission  $\Delta(t'_i) = t'_i - t_i$ . Il va par la suite recommencer à augmenter linéairement jusqu'à la réception du prochain paquet à  $t_{i+1}$ . Pour cela, l'évolution du processus de l'âge possède cette allure en dents de scie illustrée par la figure 2.1.

Le  $i$ ème temps d'inter-arrivée à la file d'attente est défini comme le temps écoulé entre la génération de la mise à jour  $i - 1$  et la génération de la mise à jour suivante, donc  $Y_i$  est la

---

6. Dans le reste de cette thèse nous utilisons le terme “âge” à la place du terme “âge de l'état de la source”.

variable aléatoire définie par

$$Y_i = t_i - t_{i-1}, \quad (2.4)$$

et le temps que le paquet  $i$  a passé dans le système incluant le temps d'attente dans la file d'attente et le temps de service est défini par

$$T_i = t'_i - t_i, \quad (2.5)$$

Les temps d'interarrivée  $Y_i$  et les temps de système  $T_i$  se réfèrent uniquement aux paquets qui ont été servis.

Dans la littérature, trois mesures liées au processus de l'âge sont principalement utilisées. Ces métriques sont (i) l'âge moyen, (ii) le pic de l'âge et (iii) l'âge de l'information livrée. Elles sont définies comme suit :

1. Âge moyen : il correspond à la moyenne (sur le temps) du processus d'âge. Considérant l'ergodicité du processus d'âge  $\Delta(t)$ , l'âge moyen peut être calculé en utilisant une moyenne d'échantillon qui converge vers sa moyenne stochastique correspondante. Mathématiquement, l'âge moyen est donné par [101] :

$$\Delta_\tau = \frac{1}{\tau} \int_0^\tau \Delta(t) dt \quad (2.6)$$

L'âge moyen peut être calculé en utilisant une méthode graphique illustrée par la figure 2.1. Graphiquement (figure 2.1), l'âge moyen correspond à l'aire qui se trouve sous la courbe de la fonction  $\Delta$  normalisée par l'intervalle de temps d'observation [101]. Dans le reste de cette thèse, nous utilisons AdI moyen pour noter l'âge moyen.

2. Pic de l'âge : il correspond à l'âge maximal observé au niveau du récepteur immédiatement avant la livraison d'un paquet. Sur la figure 2.1, le pic de l'âge correspond aux points  $A_i, \forall i \in \{1, \dots, n\}$  situés sur les pics de la fonction  $\Delta$ . Dans le reste de cette thèse, cette métrique sera notée par Pic-AdI.
3. Âge de l'information livrée : il correspond au temps écoulé entre la génération de l'information et sa livraison à la destination. Sur la figure 2.1, l'âge de l'information livrée  $i$  (paquet  $i$ ) correspond à l'échantillon  $\Delta(t'_i) = t'_i - t_i$  du processus  $\Delta(t)$ . Ceci correspond au temps que le paquet  $i$  a passé dans le système. Il est important de noter que cette métrique se réfère uniquement aux paquets qui ont été servis. Dans le reste de cette thèse, nous notons l'âge de l'information livrée par AdIL.

À l'heure actuelle, l'âge a été étudié pour une diversité de systèmes, en tant que concept et

mesure de performance. Les premières tentatives visant à caractériser l'âge étaient réalisées pour un système de transmission de mises à jour d'état, composé d'une source et d'une destination et modélisé en file d'attente simple. Par la suite, d'autres travaux portant sur des systèmes multipoint à point ont été réalisés. Dans ce qui suit, nous discutons d'abord des travaux réalisés dans les systèmes point à point. Ensuite, nous discutons de ceux effectués dans les systèmes multipoint à point.

## Systèmes point à point

Le concept de l'âge a été initialement introduit dans [102] pour mesurer la fraîcheur des données détectées dans un système de mise à jour de statut. Les auteurs ont étudié l'AdI moyen pour les files d'attente  $M/M/1^7$ ,  $M/D/1$  et  $D/M/1$  avec une politique de service FCFS (“first-come first-served” ou premier arrivé, premier servi en français). Plus précisément, une source doit fournir des mises à jour d'un état de système<sup>8</sup> en temps opportun. Depuis, l'âge a suscité un vif intérêt dans la communauté scientifique.

Après les modèles de [102], d'autres travaux analysant l'AdI moyen sous des politiques de service différentes de PAPS ont vu le jour notamment la politique dernier-arrivé premier-servi (DAPS) ou “last-come first-served” en anglais. La motivation derrière ces investigations est la propriété Markovienne du processus stochastique  $H(t)$  sous observation. Cela signifie que si les données obtenues ont cette propriété, alors seule la dernière mise à jour de statut est importante et le récepteur n'a pas à conserver une historique des mises à jour. Ce fait concorde bien avec la nature des applications de détection et d'actionnement traitant des informations critiques en termes de délai. Par conséquent, si un (ancien) paquet arrive à la destination après qu'un nouveau paquet généré soit déjà arrivé, alors il ne contient pas d'informations utiles. Motivés par ce fait, les auteurs de [103] ont proposé d'utiliser la discipline DAPS permettant aux mises à jour nouvellement générées de surpasser les anciennes mises à jour présentes dans la file d'attente. En d'autres termes, les mises à jour les plus récentes ont la priorité d'être transmis. Ce mécanisme de gestion des paquets améliore les performances du système en termes d'AdI moyen. Deux systèmes DAPS, avec et sans possibilité de préempter un paquet en service, sont considérés. Premièrement, sous la discipline DAPS-non-préemptive (“Non-preemptive Last Come First Served” en anglais), le nouveau paquet d'état remplace tout ancien paquet d'état en attente dans la file d'attente. Cependant, il doit attendre la fin de la transmission du paquet actuellement en service. Deuxièmement, sous la discipline

---

7. A/S/c représente la notation de Kendall où  $A$  désigne le temps entre les arrivées dans la file d'attente,  $S$  la distribution du temps de service et  $c$  le nombre de canaux de service ouverts au noeud.

8. Pour alléger le texte, nous utilisons le terme “mise à jour” à la place du terme “mise à jour d'un état de système”.

DAPS-préemptive (“Preemptive-Last Come First Served” en anglais), le nouveau paquet est autorisé à remplacer le paquet actuellement en service. L’analyse est basée sur la méthode graphique présentée dans la section précédente avec quelques ajustements. Contrairement aux travaux présentés dans [102, 103] où les temps d’inter-arrivée et de service suivent des lois exponentielles, les auteurs de [104] ont modélisé les temps de service sous forme de variables aléatoires qui suivent une distribution gamma. Spécifiquement, la file d’attente DAPS (DAPS-préemptive et DAPS-non-préemptive) avec une arrivée Poissonnienne et un service qui suit la distribution gamma a été analysée dans [104]. Il a été montré que sous ces conditions, la préemption n’est pas une bonne idée pour améliorer les performances du système en termes d’AdI moyen. L’AdI moyen et le taux optimal de génération des mises à jour (par la source) pour un système M/G/1/1 sont étudiés dans [105]. Spécifiquement, deux scénarios ont été considérés soient (i) le système M/G/1/1 avec blocage où une mise à jour générée est ignorée si le système est occupé et (ii) le système M/G/1/1 avec préemption où tout paquet en cours de service est préempté si un nouveau paquet arrive, ainsi, le nouveau paquet est servi à sa place. Les résultats ont montré que du point de vue de l’AdI moyen, la meilleure stratégie est de ne pas préempter.

Dans [106, 107], les auteurs proposent de rejeter sélectivement certains paquets générés. Le processus de rejet sélectif des paquets est appelé gestion des paquets (ou packet management en anglais) [106, 107]. Deux modèles, avec des capacités différentes des files d’attente, sont considérés. Le premier modèle suppose que les échantillons qui arrivent à la file d’attente sont rejettés si un paquet est déjà présent dans le système (en cours d’être servi). Ce système est modélisé par une file d’attente M/M/1/1<sup>9</sup>. Le second modèle suppose qu’un seul échantillon peut être conservé dans la file d’attente, ce système correspond donc à une file d’attente M/M/1/2.

Une autre technique intéressante pour réduire l’âge est celle de l’imposition des dates limites (aussi appelées échéances) pour les paquets [108, 109]. Dans ce cas, au lieu d’utiliser différents modèles de mise en file d’attente (premier-arrivée premier servi (PAPS) ou DAPS-préemptive ou DAPS-non-préemptive) pour optimiser l’AdI moyen, une échéance finie est imposée aux paquets présents dans la file d’attente. Les paquets sont supprimés lorsqu’ils arrivent à échéance sans être transmis. Intuitivement, imposer des échéances longues conduisent à des mises à jour obsolètes occupant le système et des informations d’état inutiles pouvant arriver à destination, tandis qu’une échéance plus courte signifierait que les nouveaux paquets générés sont supprimés rapidement sans pouvoir transmettre des mises à jour d’état à la destination. Spécifiquement, considérant ces hypothèses, l’AdI moyen a été étudié pour

---

9. La dernière entrée de la notation Kendall décrit la capacité totale du système, qui est un paquet en service. Aucun échantillon n’est conservé en attente de transmission.

des systèmes M/M/1/1 et M/M/1/2 dans [108, 109]. L'étude a été réalisée considérant des échéances déterministes et aléatoires. Les résultats ont montré que le fait d'imposer des échéances pour les paquets a amélioré les performances des modèles de file d'attente étudiés en termes d'AdI moyen. Les résultats démontrent également que l'utilisation des échéances pour les paquets peut ajouter une nouvelle dimension à l'optimisation des performances de l'âge, en fournissant l'information la plus récente dans les applications en temps réel. Il a été montré que l'AdI moyen relatif à l'imposition d'une échéance déterministe est inférieur à celui relatif à l'échéance aléatoire. Ce résultat montre l'importance de limiter l'échéance maximale possible.

Pour compléter l'étude théorique de [109], les auteurs ont réalisé une étude par simulation sur un plus large éventail de mécanismes de contrôle (taille du tampon, remplacement des paquets et échéance des paquets) et leur effet sur l'AdI moyen, indépendamment et conjointement dans [110]. Par exemple, les auteurs ont observé que lorsque l'impact de la taille du tampon est uniquement considéré, l'analyse théorique montre que l'AdI moyen du système M/M/1/2 est plus petit que celui du M/M/1/1 pour  $\lambda/\mu < 0,618$ . Pour  $\lambda/\mu > 0,618$ , les simulations ont montré que l'AdI moyen peut augmenter considérablement lorsque la taille du tampon augmente. Lorsqu'on considère le taux d'arrivée des paquets  $\lambda$  et la taille du tampon conjointement, les meilleures performances se produisent lorsque la mémoire tampon est réduite à zéro (c'est à dire un seul paquet est permis dans le système) et  $\lambda$  est augmentée autant que possible. Pour plus de détails, nous référons le lecteur au [110].

Certains travaux se sont intéressés à l'étude de différents systèmes avec un serveur<sup>10</sup> ou plus qui reflètent à la fois la diversité des chemins de transmission et les principes de priorité de service [111]. Spécifiquement, les auteurs de [111, 112] ont étudié l'impact de la diversité des voies de transmission (les paquets générés pourraient parcourir des chemins différents pour atteindre la destination) sur l'AdI moyen. Pour le modèle M/M/1 (modèle avec un seul serveur), il a été montré qu'il n'y a pas de paquets obsolètes vu que les paquets arrivent en ordre. En contrepartie, le cas de deux serveurs ou plus (M/M/2 et M/M/ $\infty$ ), il a été montré qu'augmenter le nombre de serveurs conduisait à des paquets plus obsolètes, puisque plus de paquets sont servis simultanément. L'utilisation d'un plus grand nombre de serveurs réduit l'AdI moyen, mais cela se fait au détriment des ressources réseau gaspillées pour transmettre de lourdes charges. D'autres travaux connexes comprennent l'analyse de l'AdI moyen pour une file d'attente M/M/1 avec des erreurs de transmission [113].

Les auteurs de [114] ont considéré le problème de contrôle optimal du processus de génération

---

10. À des fins de modélisation, un serveur peut être considéré comme un canal sans fil dans la configuration théorique de la file d'attente.

des mises à jour d'état dans un système point à point. Le nœud source, possédant une file d'attente PAPS, détecte des données utilisées par deux applications, l'une sensible à l'AdI et l'autre ne l'est pas. Le problème est formulé à l'aide de la programmation dynamique qui utilise les processus décisionnels de Markov (en anglais Markov Decision Process) pour calculer des politiques optimales de génération de paquets qui minimisent l'AdI moyen.

Bien qu'intéressant, dans la plupart des travaux antérieurs, l'AdI moyen est la principale métrique d'intérêt. Ces travaux ont utilisé des méthodes graphiques pour calculer l'expression de l'AdI moyen sans passer par le calcul des distributions.

Bien que l'AdI moyen soit une mesure de performance importante dans les systèmes de mise à jour de l'information, elle ne suffit pas à elle seule pour caractériser le comportement à long terme du processus AdI et fournir toute l'information sur sa dépendance à la non-fiabilité du canal sans fil et au processus d'arrivée d'énergie (dans le cas des RCSFs-RE). En effet, pour évaluer l'écart de l'AdI par rapport à sa valeur moyenne, nous devons plutôt analyser la distribution de l'âge [115]. De plus, la plupart des travaux antérieurs impliquent une perspective théorique basée sur des files d'attente standards et simplifiés, par exemple la file M/M/1, afin de modéliser la transmission des paquets détectés vers le collecteur des données. Motivés par ces faits, les métriques Pic-AdI et AdIL ont été considérées. Ce sont des métriques plus faciles à mettre en œuvre pour l'analyse de modèles complexes [53, 116].

Dans la littérature, peu de travaux de recherche ont considéré le calcul des distributions des métriques relatives à l'âge de l'information [53, 115]. Les auteurs de [115] ont utilisé le Pic-AdI pour calculer la distribution stationnaire de l'AdI dans un système modélisé par une file d'attente à serveur-unique. Dans [116], les auteurs ont étudié la probabilité que le Pic-AdI dépasse un certain seuil, appelée probabilité de panne du Pic-AdI pour les systèmes de mise en file d'attente D/G/1/ $\infty$  dans lesquels les mesures (les paquets) sont périodiquement générées. Une expression approximative de la probabilité de panne de l'AdI (probabilité que le pic-AdI dépasse un certain seuil) est calculée. Dans [107], l'AdI moyen et le Pic-AdI sont étudiés. En plus des modèles M/M/1/1 et M/M/1/2, un troisième modèle référencé par M/M/1/2\*, où le paquet en attente est rejeté si un nouvel échantillon arrive alors que le serveur est occupé, est étudié. Les résultats ont montré que les valeurs de l'AdI moyen et le Pic-AdI ne sont pas loin les uns des autres dans les modèles étudiés, indiquant que le Pic-AdI peut être utile dans la caractérisation et l'optimisation des systèmes de communication. Ils ont également observé que l'AdI moyen est amélioré, en particulier avec des taux d'échantillonnage élevés, si les paquets sont rejettés lorsque le nœud source est occupé, au lieu d'être stockés dans une file d'attente pour une transmission ultérieure.

Bien que pertinentes, les études dans [107, 115] sont réalisées pour des RCSFs non alimentés

par la RE. Il est donc essentiel de combler ces lacunes par une étude rigoureuse de l'AdI concentrée sur le calcul des expressions exactes des distributions pour les RCSFs-RE. À notre connaissance, seule [53] a considéré le calcul des distributions de l'AdIL dans un RCSR-RE où la RE suit le protocole récolter-puis-utiliser (harvest-then-use protocol, en anglais). En effet, l'impact des coûts énergétiques et temporels liés à la détection des données sur l'AdIL et la fréquence de génération des paquets ont été étudiés.

Motivés par l'importance de calculer la distribution de l'AdIL, nous avons, dans une première partie de cette thèse (chapitre 3), calculé les expressions exactes des distributions de l'AdIL pour un système point à point qui exploite l'estimation de l'état de canal pour améliorer l'AdIL. Inspirés par les travaux antérieurs, une échéance est imposée aux paquets en attente dans la file. Vu que le destinataire n'a pas de visibilité sur les paquets supprimés suite à l'expiration de leur durée de vie vu que l'AdIL représente le temps entre la génération et la réception d'un échantillon, nous avons aussi évalué le temps d'inter-livraison et la probabilité de perte d'un paquet en plus de l'AdIL dans ce même système. Cette complémentarité des métriques de performance fournit un aperçu complet de la performance en termes de délai et de fiabilité du système.

### Systèmes multipoint à point

Dans cette section, nous présentons les résultats des travaux antérieurs qui ont considéré des RCSFs multipoint à point. Cependant, nous ne nous écartons pas encore des modèles de files d'attente. Un système de mise à jour avec plusieurs sources indépendantes est illustré par la figure 2.4. Les systèmes multipoint à point ont initialement été étudiés dans [117], où

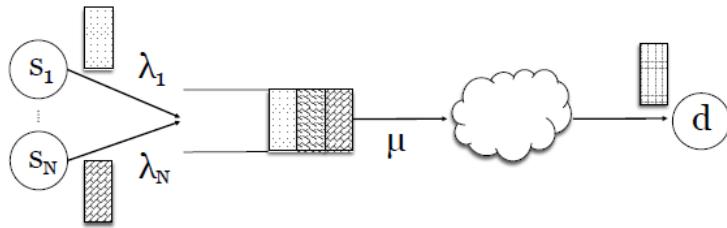


Figure 2.4 Modèle du système de surveillance multipoint à point

le système de communication a été modélisé sous forme d'une file d'attente M/M/1 PAPS. L'approche adoptée pour calculer l'AdI moyen consiste à appliquer la méthode graphique présentée dans la section précédente pour chaque source indépendante. La région des âges possibles a été calculée. Le taux optimal de génération des mises à jour a été calculé en

présence de trafic interférant. Des efforts ont également été faits pour évaluer et optimiser l'âge de plusieurs sources partageant une file d'attente ou un réseau simple.

Tel que mentionné dans la section précédente, la gestion des paquets peut améliorer les performances du système et évite de transmettre des informations obsolètes, comme dans le cas de la discipline de file d'attente PAPS. Un système composé de deux sources est étudié dans [118] où les auteurs proposent de garder uniquement les plus récents paquets appartenant à une source dans la file d'attente. Une extension de [117] a été réalisée dans [101], où l'AdI moyen est analysé pour un système M/M/1 DAPS en plus du M/M/1 PAPS. Pour ces systèmes, la région des âges de statut possibles est calculée et caractérisée. Les résultats montrent qu'il y a des gains non triviaux lorsque  $N$  sources partagent la capacité du système. Cependant, la réalisation de ces gains semble nécessiter un équilibrage de charge coordonné entre les sources. En particulier, une charge élevée offerte sur un système PAPS induit un AdI élevé par le biais de délais de mise en file d'attente. Une discipline DAPS avec rejet des anciens paquets peut atténuer ce problème, mais cette politique de rejet de paquets peut encourager les sources à fonctionner à des charges excessivement élevées.

Dans [119], les auteurs calculent des politiques optimales de suppression des paquets pour optimiser l'AdI moyen dans un système à plusieurs sources qui envoient régulièrement des informations vers une seule destination, via des canaux sans fil. Il a été montré que les politiques statiques telles que l'abandon des anciens paquets ou l'abandon des nouveaux paquets sont optimales dans de nombreux scénarios. Dans [118], il a été montré que l'élimination des paquets anciens qui sont en attente dans la file d'attente lorsqu'un nouveau paquet arrive est une bonne politique pour réduire l'AdI moyen du système.

Dans [120], les auteurs ont cherché à minimiser l'âge moyen des mises à jour de statut envoyées par les véhicules sur un réseau à accès multiple avec écoute du support, ou carrier sense multiple access (CSMA) en anglais. Il a été montré via des résultats numériques l'existence d'un minimum local. Dans [121], les auteurs ont envisagé l'ordonnancement des paquets provenant de  $N$  sources, chacune étant associée à un émetteur (TX) et un récepteur (RX). Les récepteurs sont à un saut de leurs émetteurs. Certains liens TX-RX possèdent le même canal, ils ne peuvent donc pas être activés ensemble. Chaque source a un certain nombre de paquets à envoyer. L'objectif est de choisir une politique d'ordonnancement qui minimise le Pic-AdI des informations sur le réseau. Dans [122], les auteurs examinent le problème d'ordonnancement des paquets dans le sens descendant (en anglais, downlink), allant de la station de base aux clients, sur un réseau sans fil avec des canaux non fiables. Une politique qui favorise le paquet avec l'AdI actuel le plus élevé est montrée optimale pour le cas des réseaux symétriques.

Dans [123], l'AdI d'un système composé de plusieurs sources a été étudié. Deux disciplines de file d'attente différentes, avec et sans gestion des paquets ont été considérées. Les expressions analytiques de l'AdI pour les deux cas ont été calculées. Trois méthodes d'accès au médium ont été considérées, soient (i) le planificateur circulaire (en anglais, "round robin") (ii) le planificateur de conservation du travail (en anglais, "work-conserving scheduler") et (iii) l'accès aléatoire. Les résultats ont montré que le planificateur de conservation du travail surpasse le planificateur circulaire. Pour le cas de l'accès aléatoire, il convient d'optimiser les probabilités d'accès en relation avec les taux d'arrivée par source et le nombre de noeuds sources dans le système.

Les auteurs de [118] ont proposé de maintenir uniquement le dernier paquet de mise à jour de statut de chaque source dans la file d'attente de transmission, écrasant ainsi tout paquet précédemment généré mais pas encore envoyé de cette source. Le résultat principal est que cette technique de gestion de file d'attente simple entraîne moins de transmissions que le modèle de file d'attente M/M/1 standard et ainsi réduit l'AdI moyen par source. Les auteurs de [124] ont étudié l'AdI dans un système de file d'attente multi-classes. Dans [125], l'AdI moyen a été étudié sous des contraintes d'interférence et de la variabilité des canaux sans fil dans le temps, tandis que [126] a présenté une analyse préliminaire de l'AdI moyen pour un accès aléatoire de type slotted ALOHA, qui est étendu dans [127] où un algorithme distribué basé sur l'accès ALOHA est montré optimal en termes de l'AdI moyen. Enfin, l'AdI a été étudié dans d'autres contextes, tels que la radio cognitive [99] et les réseaux de diffusion [128].

Bien qu'intéressants, les quelques travaux qui ont considéré les systèmes multipoint à point mentionnés ci-dessus ne prennent pas en compte les contraintes liées à la RE. En effet, la nature stochastique de l'arrivée d'énergie au niveau de l'émetteur peut considérablement limiter la fréquence d'échantillonnage à la source. De plus, la recherche et l'industrie visent l'utilisation de capteurs simples, écologiques et efficaces dotés de capacités de la RE pour les futures applications de l'IdO. Par conséquent, il est intéressant d'étudier comment les contraintes d'un système alimenté par la RE affectent les performances du système en termes de délai. Contrairement à ces travaux, nous analysons les performances d'un système multipoint à point et nous dérivons les expressions exactes des métriques de délai considérées (AdIL et le délai d'inter-livraison) en prenant en considération les contraintes liées à la RE.

### 2.3.2 Âge de l'information dans les RCSFs-RE

La minimisation de l'AdI moyen sous des considérations de la RE a été étudiée pour la première fois dans [129]. Pour permettre l'étude d'un RCSF-RE, le processus de l'arrivée d'énergie est modélisé par un processus stochastique. Soit  $A(t)$  le processus modélisant l'énergie

totale récoltée au cours du temps  $[0, t]$ . Le nombre de mises à jour d'état qui peut être servi dépend étroitement de  $A(t)$ . Dans la configuration en temps continu du problème, la séquence des échantillons prélevés (c'est-à-dire les mises à jour d'état) doit être sélectionnée pour minimiser la AdI moyen sous contraintes d'énergie. La configuration en temps discret du problème tient compte de l'état de la source qui est soit occupé, soit inactif, le problème est donc un problème de décision binaire à chaque intervalle de temps. Spécifiquement, les auteurs calculent une solution hors ligne qui minimise la moyenne temporelle de l'AdI pour un profil de réapprovisionnement en énergie arbitraire, en utilisant une formulation de programmation dynamique en temps discret. Une solution heuristique en-ligne, nommée équilibrage de la génération des mises à jour (en anglais, "balance updating (BU)"), atteignant des performances proches d'une politique hors-ligne est également proposée. Enfin, les auteurs envisagent une extension de la formulation précédente pour les mises à jour générées de manière stochastique.

Les contraintes de la RE sont également considérées dans [130], où, contrairement à [129], le caractère aléatoire est supposé modélisé les temps de service et non pas le processus d'arrivée d'énergie. L'objectif est de minimiser l'AdI moyen.

Les auteurs de [131] ont abordé le problème de l'optimisation du moment où les mises à jour de l'état devraient avoir lieu de sorte que l'AdI moyen soit minimisé pour un profil de récupération d'énergie donné. Le problème en-ligne, où le profil énergétique est un processus stochastique avec des statistiques connues, est également étudié en utilisant une formulation en programmation dynamique. Le principal résultat est que le suivi de la valeur attendue de l'âge actuel (une opération linéaire), ainsi que la connaissance du niveau d'énergie actuel du côté de l'émetteur sont suffisants pour générer une politique de type seuil optimal. Dans [132], un scénario dans lequel un capteur surveille en permanence un système et transmet des mises à jour d'état à une destination est étudié. Le capteur stocke l'énergie récoltée dans une batterie. Trois scénarios selon la taille de la batterie, infinie, finie et unitaire sont considérés. Les auteurs conçoivent une politique de mise à jour optimale du statut qui minimise la valeur moyenne de l'AdI à long terme.

Dans [130], les auteurs ont étudié la politique de génération des mises à jour qui minimise l'AdI moyen sous des contraintes de causalité d'énergie. Spécifiquement, le nœud source s'appuie sur un processus de la RE stochastique et est équipé d'une batterie ayant une large capacité. L'analyse suppose que la source connaît l'état du service. Afin d'éviter les délais dans la file d'attente, la source soumet une nouvelle mise à jour uniquement après l'achèvement du service de la mise à jour précédente. Il a été montré que la politique optimale est paresseuse ; après l'achèvement d'un service, le moniteur est fréquemment laissé inactif même si la source a suffisamment d'énergie pour soumettre une mise à jour. Dans [133], les auteurs étudient

l'AdI moyen dans un système de mise à jour de statut à source unique avec des contraintes de la RE. D'autres politiques optimales de mise à jour du statut en-ligne pour minimiser l'AdI moyen à long terme sujettes aux contraintes de la RE ont été proposées dans [134, 135]. Dans [136], les auteurs étudient le compromis entre le nombre de mises à jour envoyées par le capteur et l'énergie consommée pour les transmettre à la destination.

Dans [126], l'accès planifié (en anglais, “scheduled access”) et l'accès aléatoire de type ALOHA (en anglais “slotted-ALOHA”) sont considérés. Dans le cadre d'un accès planifié, l'ordre d'accès au canal des nœuds est géré par le puits. Suite à chaque transmission, les nœuds reçoivent des acquittements pour savoir si le paquet transmis a été reçu avec succès par le puits. Pour un accès de type slotted ALOHA, chaque nœud tente une transmission à chaque intervalle de temps avec une certaine probabilité. Pour ces mécanismes d'accès, l'AdI moyen est calculé. Pour l'accès de type slotted ALOHA, une approximation des probabilités de transmissions qui minimisent l'AdI moyen est également présentée. Les résultats ont montré que l'accès de type ALOHA, bien que simple, conduit à un AdI moyen qui est pire d'un facteur d'environ  $2e$  par rapport à l'accès planifié. Le travail dans [137] considère un réseau de diffusion, où de nombreux utilisateurs sont intéressés par différentes informations qui devraient être fournies par une station de base. Le travail se concentre sur l'AdI moyen de l'information à long terme et montre qu'un algorithme de planification optimal est un simple commutateur stationnaire. Autrement dit, étant donné l'âge de tous les autres utilisateurs, une décision optimale pour un utilisateur est basée sur un seuil d'âge. Les auteurs tirent parti d'un processus de décision markovien infini ; cependant, compte tenu des cas pratiques, une séquence d'approximations d'états finis est proposée et on montre qu'elle converge. Des algorithmes d'ordonnancement hors-ligne et en-ligne sont fournis ; ces derniers ne nécessitent pas de statistiques d'arrivée pour la configuration du problème étudié. Dans [122], les auteurs considèrent un réseau où une station de base envoie des mises à jour à un ensemble de clients et formule un problème de décision en temps discret pour trouver une politique d'ordonnancement qui minimise la somme pondérée des AdI moyens des clients dans le réseau. Les résultats présentés montrent qu'une politique gourmande, qui transmet le paquet avec l'âge actuel le plus élevé, est optimale pour le cas des réseaux symétriques (aussi appelés homogènes). Dans [138], les auteurs soulignent l'inefficacité des approches conventionnelles pour maintenir de nouvelles mises à jour des informations de multiples flux continus, et montrent la valeur critique de l'âge et des périodes d'inter-arrivée. Ils proposent un nouvel ordonnanceur, qui tient compte à la fois de l'âge et des instants d'inter-arrivée des paquets.

Pour récapituler, la recherche sur l'AdI s'est concentrée sur l'optimisation des performances des systèmes modélisés par différents types de files d'attente, avec différents processus d'arrivée / départ, le nombre de serveurs et les capacités de file d'attente. Pour optimiser l'AdI,

plusieurs politiques de transmissions et de mécanismes de contrôle (capacités des files d'attente, remplacement des paquets et la mise en place des échéances pour les paquets générés) ont été proposés. Dans une partie de cette thèse (chapitre 3), nous proposons une autre méthode pour améliorer les performances du système en termes de délai et de taux de perte de paquets. En effet, contrairement à la majorité des travaux de recherche exploitant l'estimation du canal sans fil pour propulser des transmissions opportunistes, nous l'exploitons pour améliorer les performances en termes de délai et la perte de paquets. Spécifiquement, nous montrons que malgré les coûts de temps et d'énergie associés, l'estimation de canal peut améliorer considérablement l'AdI, le temps d'inter-livraison séparant deux mises à jour successives et la probabilité de perte de paquets des RCSF-RE sous des contraintes de fiabilité du canal sans fil et l'aléa de l'arrivée d'énergie. À notre connaissance, l'amélioration des performances en termes de délai grâce à l'estimation de l'état du canal n'a pas été étudiée dans les RCSFs-RE auparavant.

Tel que discuté dans les travaux susmentionnés, la minimisation de l'AdI, pour un système de mise à jour de statut, peut être obtenue en remplaçant la discipline de service PAPS par DAPS. Cependant, compte tenu de la complexité de la surveillance, de la prise de décision et des prévisions, nous nous attendons à ce que l'équipement de réseau déployé (p. ex. station de base) prenne en charge un grand nombre d'applications avec des exigences de QoS diverses, par exemple, certaines d'entre elles seront sensibles à l'AdI tandis que d'autres ne le seront pas. En outre, nous nous attendons à ce qu'une politique de service DAPS ne soit pas compatible avec les exigences de QoS d'autres applications. Par exemple, la gestion et la mise à jour logicielle ainsi que les applications de transmission vidéo nécessitent généralement une file d'attente PAPS [114]. Pour cela, nous avons considéré des systèmes multipoint à point dont les noeuds sont alimentés par la RE et servis selon l'ordre PAPS.

### 2.3.3 Temps d'inter-livraison dans les RCSFs

Dans cette section, nous discutons d'une autre métrique de délai qui s'appelle le temps d'inter-livraison.

Le temps d'inter-livraison est différent des autres métriques de délai. Par exemple, une faible valeur de délai de bout en bout n'implique pas l'absence de longs intervalles de temps entre les livraisons successives des paquets. De plus, on peut considérer que la mesure de la donnée se fait au même moment que le service du paquet, ce qui rend le temps d'inter-livraison équivalent au Pic-AdI. Cette métrique d'intérêt a récemment attiré l'attention de la communauté scientifique. Dans [100], une politique d'ordonnancement est proposée visant à minimiser la probabilité d'interruption des écarts de temps entre les livraisons. Motivés par les exigences

de faible gigue du trafic multimédia en continu (en anglais, streaming), les auteurs de [139] ont proposé des stratégies d'ordonnancement sous des conditions de l'évanouissement du canal sans fil, qui non seulement maximisent les performances de débit, mais fournissent également des temps d'inter-livraison réguliers aux utilisateurs dans un système cyber-physique.

Malgré sa pertinence, le temps d'inter-livraison est très peu examiné dans les RCSFs-RE. À notre connaissance, le seul travail qui a considéré le délai d'inter-livraison dans un système avec la RE est [53] pour un système point à point. Cependant, aucune étude du temps d'inter-livraison pour des RCSFs-RE multipoint à point n'existe. Afin de combler ces lacunes, la majeure partie de cette thèse se concentre sur l'étude du temps d'inter-livraison dans les systèmes multi-nœuds alimentés par la RE. Bien que les systèmes multi-nœuds soient plus pratiques que les systèmes à un nœud, ils imposent des défis supplémentaires. Par exemple, le temps de service de chaque paquet dépend de l'accès et de la qualité du canal sans fil. De plus, il peut intégrer ou non une politique de retransmission en raison des erreurs de transmission et de l'activité des autres nœuds. Sans perte de généralité, les modèles de systèmes multi-nœuds qui incorporent ces effets sont arbitrairement complexes [102]. Ainsi, le fait de considérer les contraintes liées à la RE en plus de tous ces effets rend ces modèles pertinents mais encore plus difficiles à analyser.

Bien que l'intuition suggère que la minimisation du temps d'inter-livraison peut être réalisée en faisant transmettre des mises à jour plus rapidement par la source, cela pourrait entraîner un gaspillage des ressources énergétiques. Par conséquent, optimiser le temps d'inter-livraison sous des contraintes de la RE offre un riche ensemble d'options possibles pour réduire simultanément le gaspillage des ressources énergétiques et minimiser l'AdI moyen qui sera notre objectif pour les travaux futurs [112]. Les deux dernières parties de cette thèse se concentrent sur l'étude du temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE multipoint à point. Dans le chapitre 4, en plus de la distribution du temps d'inter-livraison dans un RCSF-RE multi-nœuds, nous étudions la probabilité que le temps d'inter-livraison dépasse un seuil donné, dénoté par  $P_v$ <sup>11</sup>. Cette métrique est particulièrement pertinente lorsque le fonctionnement du nœud destination exige une régularité stricte des livraisons des mises à jour comme le cas des systèmes cyber-physics. Conscients de l'existence des nœuds capteurs équipés par des condensateurs et les techniques d'allocation des ressources souvent utilisées pour améliorer les performances des systèmes en termes de délai, nous avons étudié l'optimisation de la taille du condensateur de sorte que  $P_v$  soit minimisée. La motivation derrière ce problème d'optimisation réside dans le double impact de la taille du condensateur sur la fréquence de génération des messages de mise à jour et sur la puissance de transmission des nœuds de capteurs. De plus,

---

11. Pour alléger le document, cette probabilité sera référencée par probabilité de violation dans le reste du document.

dans un système multi-nœuds, l'optimisation de la taille du condensateur permet de planifier efficacement la détection et la transmission des données entre les nœuds de capteurs. Tel que mentionné précédemment, dans les RCSFs-RE, le paramètre énergétique est important. Ceci est d'autant plus important pour un réseau multi-nœuds dont le trafic est soumis à des exigences en termes de délai. La gestion du trafic nécessite un algorithme d'ordonnancement intelligent qui peut équilibrer la consommation d'énergie et les créneaux horaires peuvent également être divisés en fonction du modèle de trafic. Chaque nœud de capteur collecte les données environnementales et les envoie au collecteur des données. L'utilisation d'un algorithme d'ordonnancement permet au processus de communication d'être effectué dans un mode sans collision. Contrairement aux travaux précédents considérant les métriques de QoS traditionnelles (voir section 2.3), nous avons, dans la dernière partie de cette thèse, étudié l'ordonnancement des nœuds capteurs dont l'objectif est de minimiser le nombre de fois que le temps d'inter-livraison dépasse un seuil maximum fixé.

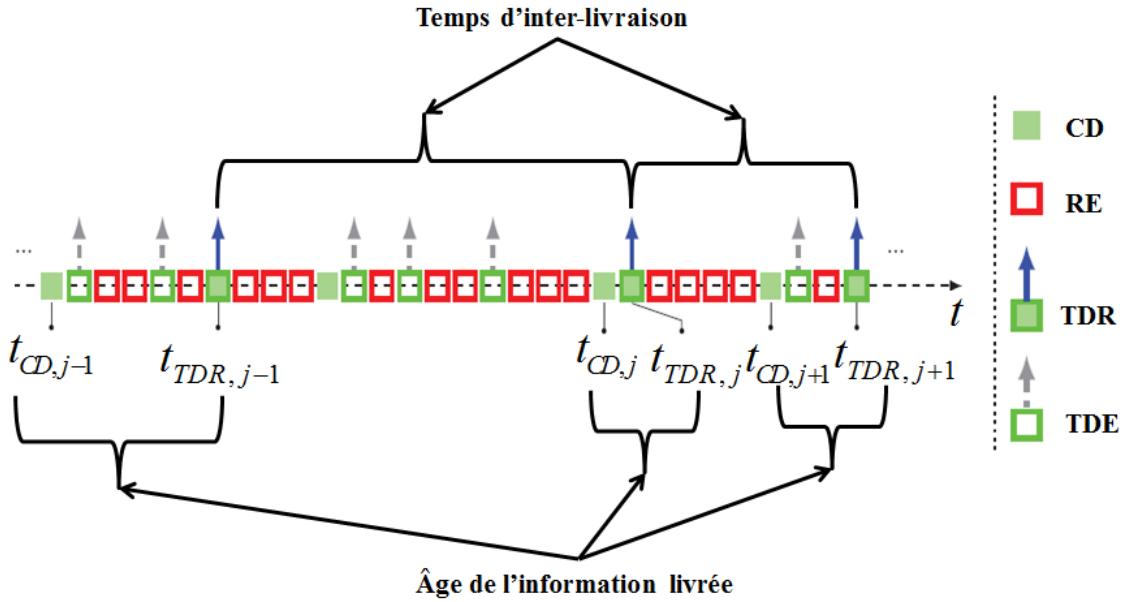


Figure 2.5 Temps d'inter-livraison et AdIL pour un système avec la RE avec erreurs de transmission

Certes, l'AdIL est une métrique de performance importante qui permet de mesurer la fraîcheur des données reçues à la destination et est également pertinente pour de nombreuses applications temps réel. Cependant, malgré son importance, analysée seule, l'AdIL ne suffit pas pour fournir une analyse globale des performances du système de surveillance en termes de délai. Prenons par exemple, le système illustré par la figure 2.5. La figure 2.5 illustre le

fonctionnement d'un nœud capteur alimenté par la RE au cours du temps. La source est alimentée par une batterie dont le fonctionnement suit le protocole récolter-puis-utiliser<sup>12</sup> (ou harvest-then-use protocol en anglais) et transmet les paquets générés à une destination. Tel qu'illustré sur la figure 2.5, quatre actions sont possibles pour le nœud source. Elles sont définies comme suit :

- RE : récolte d'énergie.
- TDR : transmission de données réussie.
- TDE : transmission de données échouée.
- CD : collecte de données.

Le système est sujet aux erreurs de transmission (par exemple à cause de l'évanouissement du canal). Lorsqu'une transmission échoue, le nœud doit de nouveau récolter de l'énergie pour retransmettre le paquet. Une échéance est imposée aux paquets générés. Un paquet est donc supprimé lorsqu'il arrive à échéance sans être correctement livré à la destination. Lorsqu'un paquet est supprimé ou correctement livré à destination, la source récolte d'énergie et ré-échantillonne le processus physique de nouveau pour tenter de transmettre une nouvelle mesure à la destination.

Tel que mentionné précédemment et illustré par la figure 2.5, l'AdIL représente le temps écoulé entre la génération et la réception d'une mise à jour reçue au niveau du collecteur des données. Cependant, comme son nom l'indique, le temps d'inter-livraison correspond au temps écoulé entre deux mises à jour successives.

Aussi, lorsqu'une tentative de transmission de paquets échoue, le nœud capteur (source) peut (i) ré-échantillonner le processus physique observé et tenter de transmettre une nouvelle mesure la prochaine fois ou (ii) retransmettre la même mesure jusqu'à épuiser le nombre de tentatives maximum ou atteindre l'échéance du paquet en question. Dans les deux cas, l'AdIL du paquet  $i$ , par définition, n'inclut pas le temps éventuellement écoulé entre la livraison du paquet  $i - 1$  et le temps de génération du paquet  $i$ . En outre, lorsque le nœud source est alimenté par un condensateur ou une batterie dont le fonctionnement suit le protocole récolter-puis-utiliser, l'AdIL n'inclut pas ce temps de charge qui est étroitement corrélé au temps passé par le paquet dans la file d'attente lorsque la RE au niveau du nœud source fonctionne selon le protocole récolter-puis-utiliser [22]. Lorsqu'il se fie uniquement à l'AdIL, le destinataire n'a pas de visibilité sur les paquets supprimés suite à l'expiration de leur échéance à cause (i) des erreurs de transmission survenues ou (ii) du temps de charge lent de la batterie.

Par conséquent, il est clair que dans ces conditions, l'AdIL n'est pas la bonne mesure de

---

12. Dans le protocole récolter-puis-utiliser, la batterie ne peut pas se charger et se décharger en même temps.

performance. Une mesure plus appropriée est donc nécessaire. Cette métrique est le temps d'inter-livraison [100]. Il est parfois appelé cycle de mise à jour [53], intervalle de mise à jour [25] ou temps d'inter-services [139]. Tel qu'illustré par la figure 2.5, le délai d'inter-livraison est défini comme le temps écoulé entre deux livraisons successives et réussies de mise à jour de statut. Contrairement à l'AdIL, le délai entre les livraisons capture la fréquence et la régularité de la mise à jour des données dans les systèmes de surveillance. Le temps d'inter-livraison est une métrique appropriée pour les applications de l'IdO nécessitant des mises à jour fréquentes de l'état telles que les bases de données en temps réel, comme par exemple la surveillance médicale à distance, car de longs intervalles entre les livraisons successives de paquets de mesures de capteurs peuvent entraîner un mauvais contrôle et même une instabilité des processus physiques sous-jacents [139]. Il est à noter que pour les applications de réseaux véhiculaires critiques en matière de sécurité, le trafic périodique est utilisé pour actualiser la position et l'état des objets en mouvement [116].

Motivés par leur complémentarité pour conserver des informations fraîches au niveau de la destination, les auteurs de [53] ont considéré l'AdIL conjointement au délai du temps d'inter-livraison dans un RCSF-RE point à point. Inspiré par ce travail, dans une première partie de ce doctorat, nous considérons conjointement l'AdIL et le temps d'inter-livraison pour analyser les performances d'un système de surveillance dans lequel la source est alimentée par une batterie opérant selon le protocole récolter-puis-utiliser. Dans le système considéré, la retransmission du même paquet est tolérée jusqu'à ce qu'il soit correctement reçu ou qu'il arrive à son échéance. En plus de l'AdI et le temps d'inter-livraison, nous avons, contrairement à [53], considéré le taux de perte de paquets afin de fournir une vision complète du système observé en termes de fiabilité, fraîcheur et régularité des mises à jour.

En résumé, la figure 2.6 situe les différentes contributions de la thèse par rapport à l'état de l'art. Comme nous avons discuté, ce travail de doctorat se concentre principalement sur le développement de techniques de transmission dans les RCSFs-RE pour des applications temps réel sensibles au délai. Donc, les métriques importantes étudiées dans cette thèse sont des métriques liées au délai comme le montre la figure 2.6. Nous avons étudié aussi d'autres métriques tel que le taux de perte, comme illustré par la figure 2.6, afin de garantir une certaine QoS dans les RCSFs-RE.

## 2.4 Conclusion

Dans ce chapitre nous avons discuté les travaux de recherche connexes au contexte de cette thèse. Nous avons aussi souligné les lacunes existantes et motivé les contributions réalisées dans cette thèse.

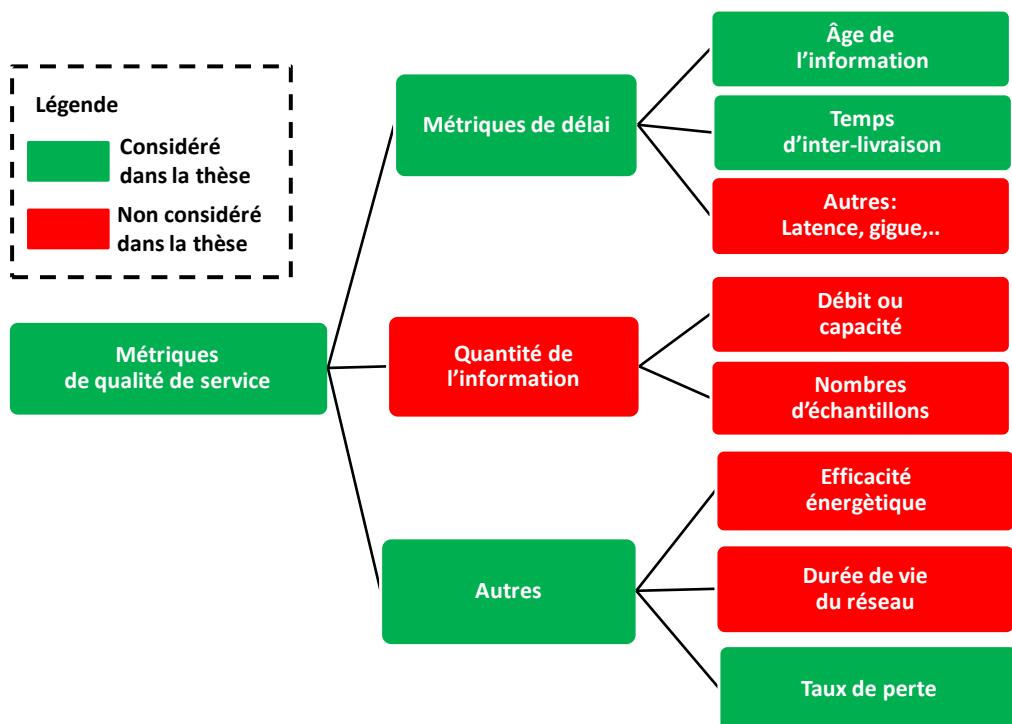


Figure 2.6 État de l'art des métriques de qualité de service dans les RCSFs et position des contributions de la thèse.

## CHAPITRE 3 Impact de l'estimation de l'état du canal sans fil sur le délai et le taux de perte de paquets dans les RCSFs-RE point à point

Dans ce chapitre, nous présentons une technique de transmission qui exploite l'estimation de l'état du canal sans fil pour améliorer l'âge de l'information livrée, le temps d'inter-livraison et le taux de perte de paquets.

Ces contributions ont été publiées dans l'article de revue IEEE Transactions on Vehicular Technology 2019 [25]. Des résultats préliminaires de ce travail ont été présentés à la conférence IEEE Vehicular Technology Conference (VTC), Chicago, USA, 2018 [26].

### 3.1 Résumé

Ce chapitre considère un système de surveillance d'état dans le contexte d'applications requérant le maintien de l'information à jour. Plus précisément, un nœud capteur, s'appuyant sur l'énergie récoltée et l'exploitant selon un protocole récolte-puis-utiliser, estime l'état du canal sans fil pour décider d'effectuer ou de reporter la livraison des données à un récepteur. Le puits garde la trace de l'état du système grâce aux mises à jour transmises avec succès. Pour évaluer rigoureusement les performances du système proposé, nous calculons analytiquement les expressions exactes de la probabilité de perte de paquets, de l'âge de l'information livrée (AdIL) et du temps d'inter-livraison en considérant les processus d'arrivée d'énergie déterministe et aléatoire et en tenant compte des coûts en temps et en énergie de la détection, de la transmission et de l'estimation de l'état du canal. Nous obtenons asymptotiquement les conditions nécessaires sous lesquelles l'estimation de l'état du canal avant la transmission, malgré les coûts en temps et en énergie associés, permet de gérer efficacement l'énergie récoltée en évitant les transmissions erronées et donne des résultats strictement meilleurs que la transmission sans estimation de l'état du canal. Les résultats numériques démontrent que dans la plupart des cas, l'estimation de l'état du canal avant la transmission réduit significativement la probabilité de perte de paquets, l'AdIL et l'intervalle de mise à jour de la transmission du puits.

### 3.2 Introduction et motivations

Une tâche fondamentale dans de nombreux systèmes de communication sans fil consiste à estimer les paramètres du canal sans fil. En effet, l'estimation de l'état du canal sans fil a été principalement exploitée pour améliorer le débit du système [61] [62]. Dans la littérature,

elle a souvent été supposée sans coût ou ne consommant que du temps [62]. Contrairement à ces travaux antérieurs, nous prenons en compte à la fois les coûts temporels et énergétiques liés à l'estimation de l'état du canal sans fil. Au meilleur de nos connaissances, l'amélioration de l'AdIL, du temps d'inter-livraison et du taux de perte de paquets grâce à l'estimation de l'état du canal sans fil n'a pas été étudiée dans les RCSFs-RE. Dans ce travail, nous évaluons analytiquement une technique de transmission simple mais efficace pour un système de surveillance d'état. Le système considéré est composé d'un capteur alimenté par la RE et d'un puits non récolteur d'énergie (non alimenté par la RE). Dans la technique proposée, le nœud capteur (i) récolte une certaine quantité d'énergie, (ii) effectue une collecte de données, (iii) estime l'état du canal sans fil, et (iv) décide d'effectuer ou de reporter la transmission de données. Par rapport à la transmission immédiate des données et à la retransmission des paquets si nécessaire, l'estimation et l'exploitation de l'état du canal permettent d'économiser beaucoup de temps et d'énergie, même si l'estimation de l'état du canal a des coûts associés en termes de temps et d'énergie. Pour être plus précis, nous suivons un contexte similaire à celui de [53] avec deux différences majeures : contrairement à [53], nous considérons l'estimation de l'état du canal avant de transmettre les données détectées. Cela crée une limite à la rafale du processus de mise à jour de l'état puisque les occasions de mise à jour (c.-à-d. les intervalles de temps) qui sont utilisées pour estimer l'état du canal peuvent prolonger l'AdIL et entraîner la suppression du paquet généré de la file d'attente. Deuxièmement, en plus de l'AdIL et du temps d'inter-livraison, nous considérons le taux de perte de paquets. Afin de montrer le gain de performance de la technique de transmission proposée, les mesures de performance sont analysées et comparées à celles de [53]. Les résultats obtenus démontrent clairement qu'une plus grande efficacité peut être atteinte dans la plupart des cas. Le concept de récolte-puis-utiliser est adopté dans cette partie. Ensuite, une extension simple de la technique de transmission point à point proposée au cas multipoint à point est évaluée par des simulations. Les résultats correspondants donnent un aperçu de l'utilisation de la technique de transmission proposée dans les systèmes multipoint à point.

### 3.3 Contributions

Les principales contributions de cette première partie sont résumées comme suit.

1. Nous proposons d'estimer et d'exploiter l'état du canal pour améliorer les performances des RCSFs-RE.
2. Nous évaluons l'impact de l'estimation de l'état du canal sans fil sur les performances en considérant à la fois les coûts en temps et en énergie de la collecte de données (data sensing en anglais), de la transmission des données et de l'estimation de l'état

du canal sans fil.

3. Nous calculons les expressions exactes pour (i) l'âge de l'information reflétant la fraîcheur des données ; (ii) le temps d'inter-livraison illustrant la fréquence de mise à jour des données ; et (iii) la probabilité de perte de paquets.
4. Nous calculons également asymptotiquement les conditions nécessaires sous lesquelles l'estimation de l'état du canal sans fil avant la transmission fournit une performance strictement meilleure que la transmission sans estimer l'état du canal.

### 3.4 Modélisation et formulation

Ce chapitre considère un système de communication composé d'un nœud capteur alimenté par la RE et d'un puits non récolteur d'énergie. Même si l'utilisation de plusieurs nœuds capteurs est le cas normal des RCSFs-RE , l'étude du cas point à point est importante car elle permet de comprendre les difficultés intrinsèques du problème. Il s'agit d'une première étape vers la considération du RCSF-RE multipoint à point<sup>1</sup>. Les résultats théoriques obtenus peuvent servir de limites de performance pour les systèmes multipoint à point, ce qui est laissé pour un travail futur. Le système est temporisé (c.-à-d. le temps est divisé en intervalles de temps). Le nœud capteur peut détecter son environnement pour générer des données (c.-à-d. un paquet), estimer l'état du canal et transmettre les données générées. Chacune des opérations ci-dessus est effectuée pendant un intervalle de temps d'une durée  $\tau$  secondes. Elles ne se produisent pas simultanément. Dans la technique de transmission proposée, le capteur ne transmet les données qu'il a générées au récepteur que si l'état du canal a été estimé<sup>2</sup> bon. Nous supposons que le canal est en évanouissement par blocs (“block fading” en anglais) pendant le intervalle de temps de décision qui suit l'estimation du canal. Afin d'effectuer toutes les tâches requises, le nœud capteur doit consacrer un certain temps à la RE. Nous supposons que la fuite de la batterie (battery leakage en anglais) est négligeable [102]. C'est par exemple le cas du super-condensateur avec un stockage à rendement énergétique unitaire [22]. La batterie est supposée être suffisamment grande pour stocker l'énergie récoltée. De plus, elle est supposée initialement vide. Nous supposons que les arrivées d'énergie sont indépendantes et identiquement distribuées (i.i.d.).

Par conséquent, les quatre opérations pouvant être effectuées par le nœud capteur sont les suivantes :

- 
1. Les expressions “système multipoint à point”, “système multi-nœuds” et “système à plusieurs noeuds” sont utilisés interchangeablement dans le reste du document.
  2. Les méthodes utilisées pour estimer l'état du canal sont nombreuses (par exemple, en envoyant un paquet de contrôle / probation, auquel le récepteur répond avec un seul bit indiquant l'état du canal sans fil) et leur étude dépasse le cadre de ce travail.

- Récolte d'énergie (RE) : Le nœud capteur récolte l'énergie à partir de l'environnement ambiant. La quantité d'énergie récoltée en moyenne pendant un intervalle de temps est notée par  $e_{RE}$ .
- Collecte de données (CD) : Le nœud capteur collecte l'information sur le paramètre ou le processus observé, génère les bits de données correspondants et les assemble dans un paquet à transmettre. Le coût énergétique associé est  $e_{CD}$ .
- Estimation de l'état du canal (EC) : Avant de transmettre des données, le nœud capteur estime l'état du canal. Cela consomme du temps et de l'énergie mais, comme nous le verrons plus loin, cela augmente la probabilité de réussite de la transmission des données. Le coût énergétique associé est  $e_{EC}$ .
- Transmission de données (TD) : Le nœud capteur transmet les données détectées les plus récentes lorsque le canal est estimé être dans un bon état dans le dernier intervalle de temps de l'EC. Notez que si la transmission de données se produit, on suppose qu'elle est réussie [61]. Le coût énergétique associé est  $e_{TD}$ .

Dans ce chapitre, nous allons utiliser les abréviations RE, CD, EC et TD pour noter les opérations de la récolte de l'énergie, la collecte de données, l'estimation de l'état du canal, et la transmission de données, respectivement.

La sous-section suivante détaille la technique de transmission proposée, dénotée par SCaT (Sense, Check and Transmit).

### 3.4.1 Technique de transmission SCaT

La technique de transmission proposée est motivée comme suit. Tout d'abord, de manière similaire à la technique proposée dans [53], le nœud récolte  $e_{CD}$  avant de commencer l'opération de la collecte de données. Avec seulement  $e_{CD}$ , le nœud est incapable de transmettre des données immédiatement après la collecte de données. Par conséquent, le nœud doit également récolter de l'énergie pour pouvoir transmettre les données détectées. Cependant, il n'est pas judicieux de transmettre immédiatement après la collecte de données dès que le niveau d'énergie atteint  $e_{CD}$  car le canal peut être en évanouissement profond et donc la transmission peut échouer. Dans ce cas, le nœud gaspille l'énergie récoltée et est obligé de récolter plus d'énergie jusqu'à accumuler à nouveau  $e_{TD}$ . Pour éviter un tel délai, contrairement à [53], le nœud ne commence à détecter les données que lorsque le niveau d'énergie de sa batterie atteint  $e_{CD} + e_{EC} + e_{TD}$ . Nous appelons cette technique SCaT (Sense Check and Transmit ou technique détecte, vérifie et transmet, en français) et nous appelons la technique de transmission proposée dans [53] SaT (“Sense and Transmit” protocol) dans le reste de ce chapitre. Au début de chaque intervalle de temps succédant à la dernière CD, le nœud

estime l'état du canal avec un coût en temps et en énergie, puis décide de différer ou de transmettre les données. Le nœud peut détecter le canal plusieurs fois jusqu'à ce qu'il trouve un bon état du canal ou jusqu'à ce qu'un délai d'attente donné soit atteint. Ce paramètre de délai, désigné par  $T_{\text{out}}$ , commence de la CD et est le même pour chaque paquet généré. La Figure 3.1 illustre la technique de transmission SCaT. Après la CD, le nœud capteur

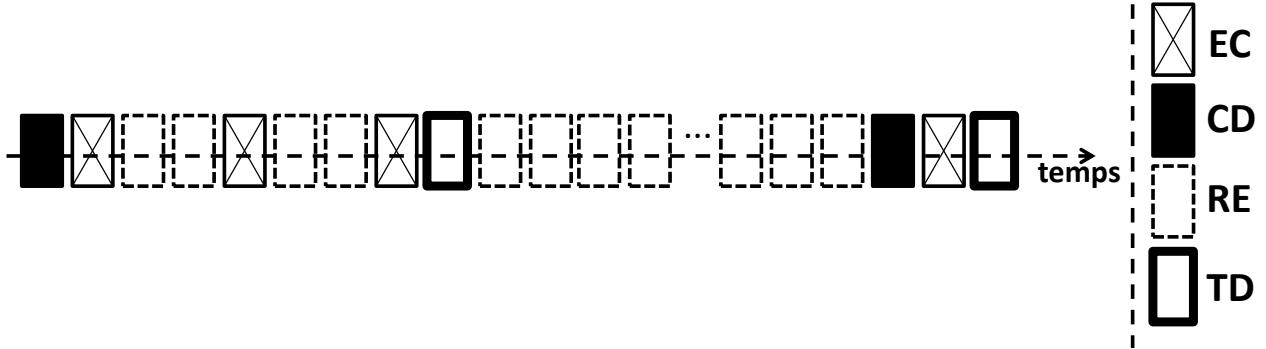


Figure 3.1 La technique de transmission SCaT

estime l'état du canal, puis décide de différer ou de transmettre les données. Afin d'éviter de transmettre une information expirée [107], une durée de vie pour le paquet ("timeout" en anglais) est imposée. Il est noté par  $T_{\text{out}}$  intervalles de temps.  $T_{\text{out}}$  désigne une durée de vie limitée du paquet généré qui commence à partir de la CD et a la même valeur pour chaque paquet généré. Le nœud peut estimer l'état du canal plusieurs fois jusqu'à ce qu'il trouve un bon état du canal ou jusqu'à ce que  $T_{\text{out}}$  soit atteint. Si  $T_{\text{out}}$  est atteint alors que les données détectées n'ont pas été transmises, le paquet est considéré comme expiré et donc supprimé. Nous supposons que l'état du canal est mauvais lorsque le SNR ("signal-to-noise ratio" ou rapport signal sur bruit reçu en français) est inférieur au seuil de SNR minimum requis  $\gamma_0$  nécessaire pour assurer la bonne réception des données transmises. Le SNR reçu au niveau du puits, noté  $\gamma$ , est donné par [140] :

$$\gamma = \frac{|h|^2 P_t}{\Gamma d^\beta \sigma^2}, \quad (3.1)$$

où  $\beta$  est l'exposant d'affaiblissement de propagation,  $\Gamma$  est un facteur d'affaiblissement de propagation relatif à une distance de référence et il est, sans perte de généralité, fixé à 1 [54] [141],  $h$  désigne un gain d'évanouissement de Rayleigh,  $d$  est la distance entre le capteur et le puits, la puissance de transmission est  $P_t$  et la variance du bruit est  $\sigma^2$ . Nous supposons que les différentes tentatives d'estimation de l'état du canal sont mutuellement

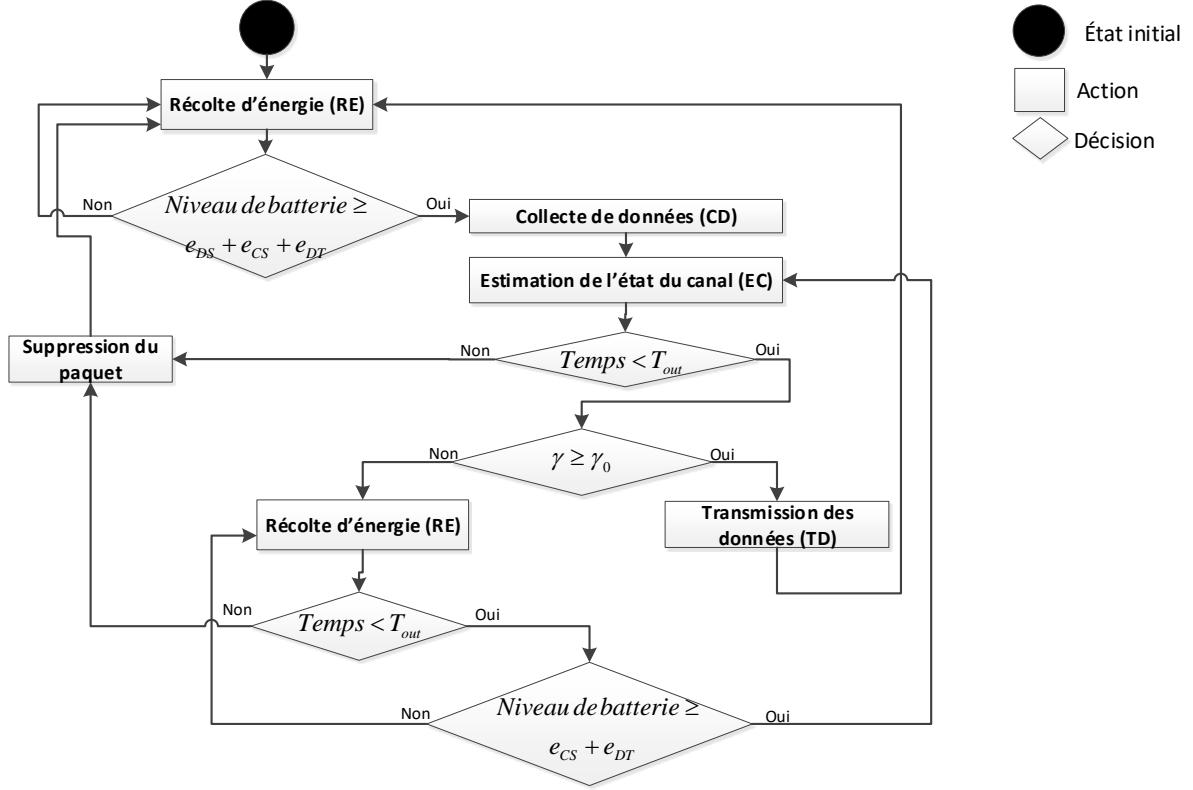


Figure 3.2 Fonctionnement de la technique de transmission SCaT

indépendantes. La probabilité d'avoir un mauvais état du canal avec un SNR inférieur à  $\gamma_0$  est désignée par  $P_{out}$  et peut être donnée comme suit :

$$P_{out} = 1 - \exp\left(\frac{-d^\beta \sigma^2 \gamma_0}{P_t}\right). \quad (3.2)$$

Pour plus de commodité, les autres notations utilisées dans ce chapitre sont répertoriées dans la TABLE 3.1.

### 3.5 Analyse de performance

Dans ce qui suit, nous évaluons analytiquement la performance de la technique de transmission proposée en quantifiant l'AdIL, le temps d'inter-livraison et la probabilité de perte de paquets. Nous considérons un processus d'arrivée d'énergie déterministe [53] et un modèle

Tableau 3.1 Notations

Notation	Description
$\gamma_0$	seuil SNR minimum requis pour une transmission de données réussie au récepteur
$\gamma$	SNR reçu au niveau du récepteur
$T_{\text{out}}$	temps d'attente maximal dans la file d'attente pour un paquet de données
EC	opération d'estimation de canal
CD	opération de collecte de données
TD	opération de transmission de données
$e_{EC}$	coût énergétique associé au CS
$e_{CD}$	coût énergétique associé au CD
$e_{TD}$	coût énergétique associé au TD
$e_{RE}$	moyenne de l'énergie accumulée pendant un intervalle de temps
$N(e_{EC})$	nombre d'intervalles de temps nécessaires pour récolter $e_{EC}$ en cas d'un processus d'arrivée d'énergie déterministe
$N(e_{CD})$	nombre d'intervalles de temps nécessaires pour récolter $e_{CD}$ en cas d'un processus d'arrivée d'énergie déterministe
$N(e_{TD})$	nombre d'intervalles de temps nécessaires pour récolter $e_{TD}$ en cas d'un processus d'arrivée d'énergie déterministe

d'arrivée aléatoire où les quantités d'énergie récoltées suivent une distribution exponentielle.

### 3.5.1 Processus d'arrivée d'énergie déterministe

Dans cette section, le processus d'arrivée d'énergie est supposé être déterministe. Par conséquent, le taux d'arrivée d'énergie et le nombre d'intervalles de temps nécessaires pour atteindre un certain niveau d'énergie dans la batterie sont tous les deux connus [83]. La récolte d'énergie à partir de panneaux solaires [52] est un exemple pratique de ce modèle. Nous désignons le nombre d'intervalles de temps nécessaires pour récolter  $e_{CD}$ ,  $e_{EC}$  et  $e_{TD}$  par  $N(e_{CD})$ ,  $N(e_{EC})$  et  $N(e_{TD})$ , respectivement, où  $N(x)$  est une variable aléatoire qui indique le nombre d'intervalles de temps nécessaires pour récolter la quantité d'énergie  $x$ . Dans le cas d'un processus d'arrivée d'énergie déterministe,  $N(e_{CD})$ ,  $N(e_{EC})$  et  $N(e_{TD})$  ne changent pas au cours du temps.

#### Perte de paquets

Le paquet est considéré comme perdu lorsqu'il reste en attente pendant  $T_{\text{out}}$  intervalles de temps au nœud capteur après la période CD sans être transmis au puits avec succès.

**Lemme 1.** *En considérant la technique SCaT et un processus d'arrivée d'énergie détermi-*

niste, la probabilité de perte de paquets en fonction de  $T_{\text{out}}$  peut être exprimée comme suit :

$$L^{SC}(T_{\text{out}}) = (P_{\text{out}})^{\alpha+1} \quad (3.3)$$

$$= \sum_{k=0}^{+\infty} (P_{\text{out}})^{k+1} \mathbb{1}_{\mathbf{G}_k}(T_{\text{out}}), \quad (3.4)$$

où  $G_k = [2 + k(N(e_{EC}) + 1), 2 + (k + 1)(N(e_{EC}) + 1)]$  est un intervalle de pas entier de la fonction de probabilité de perte de paquets

et  $\alpha = \lfloor \frac{T_{\text{out}} - 2}{N(e_{EC}) + 1} \rfloor$  est le nombre maximum de fois où le canal est estimé mauvais pendant une période de  $T_{\text{out}}$  intervalles de temps.

Pour faciliter le suivi de la démonstration du lemme (ainsi que les autres démonstrations), les variables aléatoires suivantes sont définies :

- $U$  est une variable aléatoire entière indiquant le nombre d'intervalles de temps entre la CD et l'EC le plus récent.
- $F$  est une variable aléatoire binaire égale à 1 si le dernier paquet de données généré n'est pas transmis dans les  $T_{\text{out}}$  intervalles de temps et égale à 0 sinon.
- $P$  est une variable aléatoire entière qui indique le nombre de fois où l'état du canal a été estimé (c.-à-d. le nombre d'opérations CS) sur une certaine période de temps.

Eq. (3.3) est obtenue en utilisant la loi de probabilité totale comme suit :

$$\begin{aligned} L^{SC}(T_{\text{out}}) &= 1 - \Pr(F = 0) \\ &= 1 - \sum_{k=2}^{T_{\text{out}}} \Pr(U + 1 = k, F = 0), \end{aligned} \quad (3.5)$$

où

$$\begin{aligned} &\Pr(U + 1 = k, F = 0) \\ &= \sum_{p=1}^{k-1} \Pr(P = p, N((p-1)e_{EC}) = k-p-1, F = 0) \\ &= \sum_{p=1}^{k-1} \Pr(P = p, F = 0 | N((p-1)e_{EC}) = k-p-1) \times \Pr(N((p-1)e_{EC}) = k-p-1). \end{aligned}$$

Puisque dans le cas d'un processus d'arrivée d'énergie déterministe,  $N(e_{EC})$  est connu et demeure constant au cours du temps, alors l'AdIL prend des valeurs spécifiques  $k \in \{2, \dots, T_{\text{out}}\}$  tel que  $k = 2 + (p-1)(N(e_{EC}) + 1)$ , où  $p = \lfloor \frac{k-2}{N(e_{EC}) + 1} \rfloor + 1$  désigne le nombre total de fois où le canal est estimé, pendant une période de  $k$  intervalles de temps. Cela comprend le nombre de fois où l'état du canal est estimé mauvais plus l'EC le plus récent précédent

la TD. De plus, comme les différentes tentatives d'estimation de l'état du canal (c.-à-d. les CS) sont mutuellement indépendantes, nous obtenons l'expression de  $\Pr(U = k - 1, F = 0)$  comme suit :

$$\Pr(U + 1 = k, F = 0) = (1 - P_{out})(P_{out})^{p-1} \quad (3.6)$$

Ensuite, pour obtenir (3.4), on note que la probabilité de perte de paquets peut être écrite comme une fonction échelon de  $T_{\text{out}}$  contenant un ensemble de valeurs constantes sur des intervalles adjacents. En effet, lorsque le numérateur de  $\alpha$  devient égal à un multiple entier du dénominateur (c.-à-d.  $N(e_{EC}) + 1$ ), la valeur de la probabilité de perte de paquets passe à une autre valeur. Par conséquent, la fonction peut être écrite comme une combinaison linéaire finie de fonctions indicatrices, chacune étant définie sur un intervalle de longueur finie. Par conséquent, nous obtenons (3.4).

**Théorème 1.** *Étant donné un seuil de SNR minimum requis  $\gamma_0$ , la probabilité de perte de paquets pour les techniques de transmission SCaT et SaT, notées  $L^{SC}$  et  $L^S$ , respectivement, évoluent en fonction des valeurs possibles de  $N(e_{TD})$  et  $N(e_{EC})$  comme suit :*

— **Cas 1** :  $N(e_{EC}) < N(e_{TD}) \leq 2 + 2N(e_{EC})$

$$L^{SC} < L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in \{1\} \cup \{I_k\}_{1 \leq k \leq \theta_1} \cup [2 + (\theta_1 + 1)(N(e_{EC}) + 1), +\infty[ \quad (3.7)$$

$$L^{SC} = L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in [2, N(e_{EC}) + 3[ \cup \{H_k\}_{\forall 1 \leq k \leq \theta_1} \quad (3.8)$$

— **Cas 2**  $N(e_{TD}) > 2N(e_{EC}) + 2$

$$L^{SC} = L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in [2, N(e_{EC}) + 3[ \quad (3.9)$$

$$L^{SC} < L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in [N(e_{EC}) + 3, +\infty[ \quad (3.10)$$

— **Cas 3** :  $N(e_{EC}) = N(e_{TD})$

$$L^{SC} = L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in \{J_k\}_{\forall k \in \mathbb{N}} \quad (3.11)$$

$$L^{SC} > L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in \{F_k\}_{\forall k \in \mathbb{N}} \quad (3.12)$$

— **Cas 4** :  $N(e_{TD}) < N(e_{EC}) \leq 2N(e_{TD})$

$$L^{SC} = L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in \{J_k\}_{1 \leq k \leq \theta_2} \quad (3.13)$$

$$L^{SC} > L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in \{F_k\}_{0 \leq k \leq \theta_2} \cup [1 + (\theta_2 + 1)(N(e_{TD}) + 1), +\infty[ \quad (3.14)$$

— **Cas 5** :  $N(e_{EC}) > 2N(e_{TD})$

$$L^{SC} = L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in [2, N(e_{TD}) + 2[ \quad (3.15)$$

$$L^{SC} > L^S, \quad \text{si } T_{\text{out}} \in [N(e_{TD}) + 2, +\infty[ \quad (3.16)$$

où  $\theta_1 = \lfloor \frac{N(e_{EC})+2}{N(e_{TD})-N(e_{EC})} \rfloor$  et  $\theta_2 = \lfloor \frac{N(e_{TD})}{N(e_{EC})-N(e_{TD})} \rfloor$  sont des limites d'intervalle,

$$\begin{aligned} H_k &= [1 + k(N(e_{TD}) + 1), 2 + (k + 1)(N(e_{EC}) + 1)[, \\ I_k &= [2 + (k + 1)(N(e_{EC}) + 1), 1 + (k + 1)(N(e_{TD}) + 1)[, \\ J_k &= [2 + k(N(e_{EC}) + 1), 1 + (k + 1)(N(e_{TD}) + 1)[ \text{ et,} \\ F_k &= [1 + (k + 1)(N(e_{TD}) + 1), 2 + (k + 1)(N(e_{EC}) + 1)[ \end{aligned}$$

sont des intervalles de pas entiers de la probabilité de perte de paquets en fonction de  $T_{\text{out}}$ .

*Démonstration.* Comme pour (3.4), la probabilité de perte de paquets pour la technique de transmission SaT peut être écrite comme suit :

$$L^S(T_{\text{out}}) = \sum_{k=0}^{+\infty} (P_{\text{out}})^{k+1} \mathbb{1}_{Q_k}(T_{\text{out}}). \quad (3.17)$$

où  $Q_k = [1 + k(N(e_{TD}) + 1), 1 + (k + 1)(N(e_{TD}) + 1)[$  est un intervalle de pas entier de la fonction donnée par (3.17). De toute évidence,  $L^S$  est aussi une fonction échelon. De plus, puisque  $0 \leq P_{\text{out}} \leq 1$  et selon (3.4) et (3.17),  $L^{SC}$  et  $L^S$  sont tous deux des fonctions décroissantes. Cependant, leur vitesse de décroissance et les largeurs de leurs intervalles de pas ne sont pas les mêmes. De plus, pour un  $T_{\text{out}}$  donné,  $L^{SC}$  et  $L^S$  sont impactés par  $N(e_{EC})$  et  $N(e_{TD})$ , respectivement. Dans ce qui suit, une analyse détaillée de  $L^{SC}$  et  $L^S$ , en considérant toutes les valeurs possibles de  $N(e_{EC})$  et  $N(e_{TD})$  est fournie.

— **Cas 1 et 2** :  $N(e_{TD}) > N(e_{EC})$

Soit  $N(e_{TD}) = N(e_{EC}) + a$ , tel que  $a \in \mathbb{N}^*$ . Par conséquent, la largeur de chaque intervalle de pas de  $L^S$  est plus grande que celle de  $L^{SC}$  et certains chevauchements entre les deux fonctions peuvent se produire occasionnellement. Notons que quel que soit l'écart entre  $N(e_{TD})$  et  $N(e_{EC})$  (positif ou négatif),  $L^{SC}$  et  $L^S$  se chevauchent toujours lorsque  $T_{\text{out}} \in [2, N(e_{EC}) + 3[ = [1, N(e_{TD}) + 2[ \cap [2, N(e_{EC}) + 3[, puisque  $N(e_{EC}) + a + 2 \geq N(e_{EC}) + 3$ .$

1.  $N(e_{TD}) > N(e_{EC})$  et  $a \leq 2 + N(e_{EC})$  : Les deux fonctions  $L^{SC}$  et  $L^S$  se chevauchent sur les intervalles  $\{H_k\}_{1 \leq k \leq \lfloor \frac{N(e_{EC})+2}{a} \rfloor}$  définis dans le Théorème 1. Intuitivement,  $L^{SC}$  et  $L^S$  sont complètement disjoints lorsque  $H_k = \emptyset$ . On peut le montrer par contradiction. Supposons qu'il existe au moins un  $i \in \mathbb{N}$  tel que  $i > \frac{N(e_{EC})+2}{a}$ , pour lequel l'intervalle correspondant  $[1 + i(N(e_{TD}) + 1), 2 + (i + 1)(N(e_{EC}) + 1)] \neq \emptyset$  sur lequel  $L^{SC} = L^S$ ,  $\forall T_{\text{out}}$ . La largeur non nulle de cet intervalle implique que  $i \leq \frac{N(e_{EC})+2}{a}$  ce qui est absurde. Ainsi, les deux fonctions sont complètement disjointes lorsque  $k > \frac{N(e_{EC})+2}{a}$ . De plus,  $L^{SC}$  reste inférieure à  $L^S$  puisque la largeur de ses intervalles de pas est inférieure à celle de  $L^S$  résultant de  $\frac{1}{N(e_{EC})+1} < \frac{1}{N(e_{TD})+1}$ . Ainsi, on obtient (3.17) et (3.8).

2.  $N(e_{TD}) > N(e_{EC})$  et  $a \geq 2N(e_{EC}) + 3$

Dans ce cas, on utilise également une démonstration par contradiction.

Supposons qu'il existe au moins un entier  $k \in \mathbb{N}$  tel que l'intervalle  $H_k \neq [2, N(e_{EC}) + 3]$  ait une largeur non nulle et sur lequel on a  $L^{SC} = L^S$ . Avoir une longueur non nulle implique que  $k \leq \frac{N(e_{EC})+2}{a}$ . Puisque  $a > 2 + N(e_{EC})$ , alors  $k$  ne peut pas être supérieur à 0. Donc, l'hypothèse initiale n'est pas vraie et nous pouvons déduire que lorsque  $a > 2 + N(e_{EC})$ ,  $L^{SC}$  et  $L^S$  ne se chevauchent que sur  $[2, N(e_{EC}) + 3]$  et donc,  $L^{SC} < L^S$  lorsque  $T_{\text{out}} \in [N(e_{EC}) + 3, +\infty]$ .

— **Cas 3** :  $N(e_{TD}) = N(e_{EC})$

Dans ce cas,  $L^{SC}$  et  $L^S$  ont la même vitesse de décroissance car  $\frac{1}{N(e_{EC})+1} = \frac{1}{N(e_{TD})+1}$ . Comme l'intervalle du premier pas de  $L^S$  commence à 1 et celui de  $L^{SC}$  à 2, il y a un décalage d'une unité entre les deux fonctions. Ce phénomène se répète à chaque étape. Par conséquent, nous obtenons (3.11) et (3.12).

— **Cas 4 et 5** :  $N(e_{TD}) < N(e_{EC})$

Les équations (3.13)-(3.16) peuvent être prouvées en suivant des étapes similaires à celles utilisées pour la démonstration des cas 1 et 2. Ce résultat conclut la démonstration du Théorème 1.  $\square$

Les résultats énoncés par le Théorème 1 peuvent aider l'opérateur de réseau à bien choisir la valeur de  $T_{\text{out}}$ . Ils comparent en détail l'évolution de la probabilité de perte de paquets en fonction de  $T_{\text{out}}$  pour les deux techniques de transmission SaT et SCaT et définissent les conditions exactes dans lesquelles la technique de transmission SCaT est plus performante.

D'après le Théorème 1, nous remarquons que les limites de chaque intervalle de pas entier, où la probabilité de perte de paquets change de valeur, sont indépendantes du seuil de SNR minimum requis  $\gamma_0$ . Cependant, la valeur de  $\gamma_0$  a un impact sur la valeur de la probabilité

de perte de paquets pour les deux techniques de transmissions.

### Âge de l'information livrée (AdIL)

L'AdIL est défini comme le temps écoulé entre la collecte de données et leur réception réussie par le puits. Dans ce qui suit, nous calculons la forme exacte de la pmf (“probability mass function” ou fonction de masse en français) de l'AdIL. Ensuite, l'AdIL moyen est obtenu pour le système SCaT.

**Théorème 2.** *En considérant la technique SCaT et un processus d'arrivée d'énergie déterministe, la pmf de l'AdIL est donnée par :*

$$\Pr(D_{SCaT} = k) = \frac{(1 - P_{out})(P_{out})^{p-1}}{1 - (P_{out})^{\alpha+1}}, \quad (3.18)$$

où,  $k = 2 + (p - 1)(N(e_{EC}) + 1)$ ,  $k \in \{2, \dots, T_{\text{out}}\}$ ,  $p = \lfloor \frac{k-2}{N(e_{EC})+1} \rfloor + 1$  et  $\alpha$  est défini dans le Lemme 1.

*Démonstration.* Puisque la transmission de données a toujours lieu immédiatement après l'estimation d'un bon état du canal (c.-à-d. que  $F = 0$  a lieu au  $k$ ième intervalle de temps après la collecte de données (collecte de données) la plus récente), nous avons  $\Pr(D_{SCaT} = k) = \Pr(U = k - 1 | F = 0)$ . Ensuite, en utilisant le théorème de Bayes, nous obtenons :

$$\Pr(U + 1 = k | F = 0) = \frac{\Pr(U = k - 1, F = 0)}{\Pr(F = 0)}.$$

L'expression de  $\Pr(U = k - 1, F = 0)$  (c.-à-d. le numérateur de (3.18)) est donnée par (3.6). Enfin, en utilisant la loi de probabilité totale et l'expression de  $\Pr(U = k - 1, F = 0)$ , on obtient le dénominateur de (3.18).  $\square$

### Discussion

- i. La pmf de l'AdIL décrite dans (3.18) n'inclut pas le temps de charge initial (c.-à-d. le temps nécessaire pour récolter  $e_{CD} + e_{EC} + e_{TD}$ ). Par définition, l'AdIL mesure le temps écoulé entre la génération d'une mise à jour d'état au niveau du capteur et sa livraison réussie au récepteur. Contrairement à l'AdIL, le temps d'inter-livraison, considéré dans la section suivante, prend en compte le temps de charge initial. Par conséquent, le temps d'inter-livraison complète l'AdIL, et ils capturent conjointement la fréquence et la fraîcheur de la mise à jour, afin de fournir des mesures complètes sur l'analyse des performances du délai d'un système de surveillance de l'état.

ii. Bien que la transmission des données puisse être sujette à des erreurs, la prise en compte des retransmissions dans le calcul de l'AdIL modifie légèrement son pmf et sa moyenne. Cependant, comme nous le verrons plus loin, cela n'apporte pas de nouvelles perspectives par rapport au présent travail qui vise à évaluer l'impact de l'estimation de l'état du canal avant de décider d'effectuer ou de différer la transmission des données. En outre, les simulations utilisent des seuils SNR (déterminant si la transmission est réussie ou échouée) élevés qui réduisent la probabilité d'erreur de transmission. Par conséquent, supposer que la transmission est toujours réussie lorsque le canal est estimé bon est une hypothèse raisonnable.

**Corollaire 2.1.** *Considérant la technique de transmission SCaT et un processus d'arrivée d'énergie déterministe, l'AdIL moyen, noté par  $\bar{D}_{SCaT}$ , est donné par :*

$$\begin{aligned} \bar{D}_{SCaT} = 2 + & \frac{(\alpha + 1)(P_{out})^{\alpha+1} - (\alpha + 1)(P_{out})^\alpha + 1}{1 - (P_{out})^{\alpha+1}} \\ & \times \frac{(N(e_{EC}) + 1)P_{out}}{1 - P_{out}}, \end{aligned} \quad (3.19)$$

où  $\alpha$  est défini dans le Lemme 1.

*Démonstration.* L'expression de l'AdIL moyen est donnée par :

$$\bar{D}_{SCaT} = \sum_{k=2}^{T_{out}} k \cdot \Pr(D_{SCaT} = k).$$

Après avoir remplacé  $k$  et  $\Pr(D_{SCaT} = k)$  par leurs expressions données dans le Théorème 2 et fait quelques manipulations mathématiques, on obtient (3.19).  $\square$

### Temps d'inter-livraison

Le temps d'inter-livraison est défini comme le temps écoulé entre deux transmissions consécutives réussies. Il reflète la fréquence à laquelle les données sont mises à jour au niveau du puits. Notez que le temps d'inter-livraison peut inclure une ou plusieurs périodes  $T_{out}$  associées à des données détectées et supprimées en raison du délai d'attente.

**Théorème 3.** *En considérant un processus d'arrivée d'énergie déterministe et la technique de transmission SCaT, la pmf du temps d'inter-livraison est donnée par :*

$$\Pr(U_{SCaT} = k) = (1 - P_{out}) (P_{out})^{r-1+n(\alpha+1)}, \quad (3.20)$$

où  $k = 3 + N(e_{CD}) + N(e_{EC}) + N(e_{TD}) + (r - 1)(N(e_{EC}) + 1) + n \left[ N(e_{CD}) + (\alpha + 1)N(e_{EC}) + \alpha + 2 \right]$ ,  $r \in \{1, \dots, \alpha + 1\}$ ,  $n \in \mathbb{N}$  et  $\alpha$  est défini dans le Lemme 1.

*Démonstration.* Le temps d'inter-livraison est la somme (i) du temps de charge initial, (ii) du temps pendant lequel les données détectées ont été abandonnées en raison de l'expiration de  $T_{out}$ , le cas échéant, (iii) du temps passé à détecter les données et (iv) de l'AdIL des dernières données transmises avec succès. Dans le cas d'arrivée d'énergie déterministe, le capteur peut estimer l'état du canal au maximum  $\lfloor \frac{T_{out}-2}{N(e_{EC})+1} \rfloor + 1$  fois sur une période de  $T_{out}$  intervalles de temps. Puisque, pendant un temps d'inter-livraison, le nombre d'intervalles de longueur  $T_{out}$ , pendant lesquels les données ne sont pas transmises, peut être supérieur ou égal à zéro et que les différentes tentatives d'estimation de l'état du canal sont mutuellement indépendantes, on obtient (3.20).  $\square$

**Lemme 2.** *Considérant un processus d'arrivée d'énergie déterministe et une technique de transmission SCaT, le temps d'inter-livraison moyen, désigné par  $\bar{U}_{SCaT}$ , est donné par :*

$$\begin{aligned} \bar{U}_{SCaT} = & 3 + N(e_{TD}) + N(e_{CD}) + N(e_{EC}) + \frac{(N(e_{EC}) + 1) \cdot P_{out}}{1 - P_{out}} \cdot \frac{1 + (\alpha - 1)(P_{out})^\alpha - \alpha(P_{out})^{\alpha-1}}{1 - (P_{out})^{(\alpha+1)}} \\ & + \frac{(N(e_{CD}) + N(e_{EC})(\alpha + 1) + \alpha + 2) \cdot (P_{out})^{\alpha+1}}{1 - (P_{out})^{\alpha+1}}. \end{aligned} \quad (3.21)$$

où  $\alpha$  est défini dans le Lemme 1.

*Démonstration.* L'expression du temps d'inter-livraison moyen est donnée par :

$$\bar{U}_{SCaT} = \sum_{k=2}^{T_{out}} k \cdot \Pr(U_{SCaT} = k).$$

Après avoir remplacé  $k$  et  $\Pr(U_{SCaT} = k)$  par leurs expressions données dans le Théorème 3 et effectué quelques manipulations mathématiques, on obtient (3.21).  $\square$

### 3.5.2 Processus d'arrivée d'énergie aléatoire

Dans cette section, nous considérons des arrivées d'énergie aléatoires indépendantes et identiquement distribuées (i.i.d.). La quantité d'énergie récoltée à chaque intervalle de temps de RE<sup>3</sup> suit une distribution exponentielle avec une moyenne  $e_{RE}$ , et donc le nombre d'intervalles de temps requis pour atteindre une quantité d'énergie cible suit un processus de

3. L'expression "intervalle de temps RE" signifie le intervalle de temps durant lequel le capteur récolte l'énergie.

Poisson [142]. Pour des raisons de commodité, nous supposons que l'énergie requise pour effectuer l'une des quatre opérations (voir section 5.4) est un multiple entier de  $e_{RE}$ .

## Perte de paquets

Le théorème suivant donne l'expression exacte de la probabilité de perte de paquets en considérant un processus d'arrivée d'énergie aléatoire qui suit la loi exponentielle.

**Théorème 4.** *En considérant une arrivée exponentielle avec un taux  $e_{RE}$  et une technique de transmission SCaT, la probabilité de perte de paquets peut être donnée comme suit :*

$$L^{SC} = P_{out} - (1 - P_{out}) \sum_{k=3}^{T_{out}} \sum_{p=2}^{k-1} (P_{out})^{p-1} \times Poi\left(k - p - 1, \frac{(p-1)e_{EC}}{e_{RE}}\right). \quad (3.22)$$

*Démonstration.* L'équation (3.22) peut être obtenue en suivant des étapes similaires à celles utilisées pour la démonstration du Lemme 1. Puisque sous un processus exponentiel d'arrivée d'énergie avec une moyenne de  $\rho$ , le nombre d'intervalles de temps nécessaires pour atteindre une quantité d'énergie cible suit un processus de Poisson comme suit :

$$\Pr(N((p-1)e_{EC}) = k - p - 1) = Poi(k - p - 1, \frac{(p-1)e_{EC}}{e_{RE}}), \quad (3.23)$$

où  $N(x)$  est défini dans la section 3.5.1. En substituant (3.23) dans (3.5), on obtient l'expression de  $\Pr(U + 1 = k, F = 0)$  en cas d'une arrivée exponentielle. Ensuite, en utilisant la loi de la probabilité totale et le théorème de Bayes, nous obtenons l'expression de  $\Pr(F = 0)$  comme suit :

$$\begin{aligned} \Pr(F = 0) &= \sum_{p=1}^{k-1} \sum_{p=1}^{k-1} \Pr(P = p, F = 0 | N((p-1)e_{EC}) = k - p - 1) \\ &\quad \times \Pr(N((p-1)e_{EC}) = k - p - 1), \end{aligned} \quad (3.24)$$

où  $F$  et  $P$  sont définis dans la démonstration du Lemme 1. Enfin, en utilisant (3.4), on obtient (3.22).  $\square$

## Âge de l'information livrée

Dans cette section, l'AdIL, tel que défini dans la section 3.5.1, est analysé en considérant une arrivée d'énergie aléatoire.

**Théorème 5.** *En considérant une arrivée d'énergie exponentielle avec un taux  $e_{RE}$  et une*

technique de transmission SCaT, la pmf de l'AdIL peut être donnée par :

$$\Pr(D_{SCaT} = k) = \begin{cases} \frac{1-P_{out}}{\Pr(F=0)}, & \text{si } k = 2 \\ \frac{1-P_{out}}{\Pr(F=0)} \sum_{p=1}^{k-1} Poi\left(k-p-1, \frac{(p-1)e_{EC}}{e_{RE}}\right) \\ \times (P_{out})^{p-1}, & \text{si } 3 \leq k \leq T_{\text{out}} \end{cases} \quad (3.25)$$

où  $\Pr(F = 0)$  est calculé en suivant des étapes similaires à celles utilisées dans la démonstration du Théorème 4.

*Démonstration.* Comme expliqué dans la démonstration du Théorème 2, (3.25) est obtenue en utilisant que  $\Pr(D_{SCaT} = k) = \Pr(U = k - 1 | F = 0)$ . Ensuite, en utilisant le théorème de Bayes, on obtient :

$\Pr(U + 1 = k | F = 0) = \frac{\Pr(U = k - 1, F = 0)}{\Pr(F = 0)}$ , où  $F$  et  $U$  sont définis de manière similaire dans la démonstration du Lemme 1. Les expressions de  $\Pr(F = 0)$  et  $\Pr(U = k - 1, F = 0)$  sont données dans la démonstration du Théorème 4.  $\square$

**Corollaire 5.1.** *Considérant la technique de transmission SCaT et une arrivée exponentielle avec un taux  $e_{RE}$ , l'AdIL moyen, désigné par  $\bar{D}_{SCaT}$ , est donné par :*

$$\bar{D}_{SCaT} = \frac{1 - P_{out}}{\Pr(F = 0)} \left( 2 + \sum_{k=3}^{T_{\text{out}}} k \sum_{p=2}^{k-1} (P_{out})^{p-1} \times Poi\left(k-p-1, \frac{(p-1)e_{EC}}{e_{RE}}\right) \right), \quad (3.26)$$

où  $\Pr(F = 0)$  est donnée dans la démonstration du Théorème 4.

*Démonstration.* (3.26) est obtenu comme suit :

$$\bar{D}_{SCaT} = \sum_{k=2}^{T_{\text{out}}} k \cdot \Pr(D_{SCaT} = k),$$

Ensuite, en remplaçant  $\Pr(D_{SCaT} = k)$  par son expression donnée par (3.25), on obtient (3.26).  $\square$

### Temps d'inter-livraison

le temps d'inter-livraison, tel que défini dans la section 3.5.1, est analysé en considérant une arrivée exponentielle dans cette section. Les bases de la théorie du renouvellement sont utilisées pour effectuer cette analyse.

**Théorème 6.** En considérant une arrivée exponentielle et la technique de transmission SCaT, la pmf du temps d'inter-livraison est donné par :

$$\Pr(U_{SCaT} = k) = \sum_n \left( \psi((n+1)e_{CD} + e_{EC} + e_{TD}) \star \underbrace{\chi \star \cdots \star \chi}_{n \text{ convolutions}} \star \phi \right) (k - n(1 + T_{\text{out}}) - 2), \quad (3.27)$$

où  $k \in \mathbb{N}$  et  $k \geq 3$ ,  $n \in \mathbb{N}$ , et  $\chi(x) = \Pr(X = x)$ ,  $\phi(k) = \Pr(D_{SCaT} = k) \Pr(F = 0)$ ,  $\psi(x, k) = \Pr(N(x) = k)$ ,  $N(x)$  est défini dans la section 3.5.1 et  $X$  est donné dans la démonstration ci-dessous.

*Démonstration.* le temps d'inter-livraison est la somme (i) du temps nécessaire pour récolter  $e_{CD} + e_{EC} + e_{TD}$ , (ii) du temps nécessaire pour récolter  $e_{CD}$  une fois  $T_{\text{out}}$  est atteint, (iii) du temps nécessaire pour récolter  $e_{EC}$  en dehors de chaque intervalle  $T_{\text{out}}$  et (iv) du temps nécessaire pour la collecte de données après chaque intervalle  $T_{\text{out}}$ . Comme la somme de variables aléatoires indépendantes résulte de la convolution entre leurs pmfs, on obtient (3.27). L'approche analytique suivante est basée sur la loi de probabilité totale. Tout d'abord, définissons une variable aléatoire  $X$  qui est égale à -1 si la transmission est réussie (c.-à-d.,  $F = 0$ ) et est égale au nombre d'intervalle de temps passés à récolter le montant  $e_{EC}$  après avoir atteint  $T_{\text{out}}$  ( $F$  est défini de manière similaire dans la démonstration du Lemme 1).

$$\begin{aligned} \Pr(X = x) &= \Pr(X = x, F = 1) \\ &= \Pr(X = x, F = 1, P = 1) + \sum_{p=2}^{T_{\text{out}}} \Pr(F = 1, X = x, P = p) \\ &= \Pr(F = 1, P = 1, N(e_{EC}) = T_{\text{out}} - 1 + x) \\ &\quad + \sum_{u=3}^{T_{\text{out}}} \sum_{p=2}^{u-1} \Pr(F = 1, P = p | N((p-1)e_{EC}) = T_{\text{out}} - p + x) \times \Pr(N((p-1)e_{EC}) = T_{\text{out}} - p + x) \\ &= P_{\text{out}} \text{Poi}(T_{\text{out}} + x - 1, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}) + \sum_{u=3}^{T_{\text{out}}} \sum_{p=2}^{u-1} (P_{\text{out}})^p \times \text{Poi}(u - p, \frac{(p-1)e_{EC}}{e_{RE}}) \text{Poi}(T_{\text{out}} + x - u, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}). \end{aligned}$$

□

**Lemme 3.** Si l'on considère une arrivée exponentielle, le temps d'inter-livraison moyen, désigné par  $\bar{U}_{SCaT}$ , dans le cas de SCaT est le suivant :

$$\bar{U}_{SCaT} = \frac{\Pr(F = 1)}{\Pr(F = 0)} \left( \frac{e_{EC}}{e_{RE}} + n(\bar{Z} + T_{\text{out}} + 1) \right) + \frac{e_{EC} + e_{CD} + e_{TD}}{e_{RE}} + \bar{D}_{SCaT} + 1, \quad (3.28)$$

où  $F$  est défini dans la démonstration du Théorème 2 et  $Z$  est défini dans la démonstration ci-dessous.

*Démonstration.* Pour prouver le lemme, nous utiliserons la variable aléatoire  $A$  pour désigner le nombre d'intervalles,  $T_{\text{out}}$ , pendant lesquels aucune donnée détectée n'est transmise entre deux transmissions de données consécutives réussies. De plus, définissons la variable aléatoire  $Z$  qui est égale à  $X$  étant donné que les données détectées ont été supprimées (c.-à-d.  $F = 1$ ). Mathématiquement,  $\Pr(Z = z) = \Pr(X = z|F = 1) = \frac{\Pr(X=z,F=1)}{\Pr(F=1)}$ . En utilisant la loi de l'espérance totale, on a :

$$\begin{aligned}\bar{U}_{SCaT} &= \mathbb{E} [\mathbb{E} [U_{SCaT}|A]] \\ &= \sum_{n=0}^{\infty} \Pr(A = n) \mathbb{E} [U_{SCaT}|A].\end{aligned}$$

En utilisant la variable aléatoire  $F$  définie de manière similaire dans la démonstration du Lemme 1, l'expression de  $\Pr(X = x)$  définie dans la démonstration du Théorème 6 et l'espérance de la variable aléatoire  $Z$  définie dans la démonstration ci-dessus, on a :

$$\begin{aligned}\bar{Z} &= \sum_{x=0}^{\infty} x \Pr(Z = x) \\ &= \sum_{x=0}^{\infty} x \left[ \frac{P_{\text{out}}}{\Pr(F = 1)} Poi(T_{\text{out}} + x - 1, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}) + \frac{1}{\Pr(F = 1)} \sum_{k=3}^{T_{\text{out}}} \sum_{p=2}^{k-1} (P_{\text{out}})^p Poi(k - 1 - p, \frac{(p-1)e_{EC}}{e_{RE}}) \right. \\ &\quad \times \left. Poi(T_{\text{out}} + x - u, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}) \right] \\ &= \frac{P_{\text{out}}}{\Pr(F = 1)} \left[ \left( \frac{e_{EC}}{e_{RE}} - \sum_{i=0}^{T_{\text{out}}-2} i Poi(i, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}) \right) - (T_{\text{out}} - 1) \left( 1 - \sum_{i=0}^{T_{\text{out}}-2} Poi(i, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}) \right) \right] \\ &\quad + \frac{1}{\Pr(F = 1)} \sum_{k=3}^{T_{\text{out}}} \sum_{p=2}^{k-1} Poi(k - 1 - p, \frac{(p-1)e_{EC}}{e_{RE}}) \\ &\quad \times \left[ \left( \frac{e_{EC}}{e_{RE}} - \sum_{j=0}^{T_{\text{out}}-k-1} j Poi(j, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}) \right) - (T_{\text{out}} - k) \left( 1 - \sum_{j=0}^{T_{\text{out}}-k-1} Poi(j, \frac{e_{EC}}{e_{RE}}) \right) \right].\end{aligned}$$

□

### 3.5.3 Analyse des performances asymptotiques

Cette section étudie les mesures de performance pour le cas particulier de grands  $T_{\text{out}}$ . Notez que cette analyse est valable pour tous les modèles d'arrivée d'énergie puisque lorsque  $T_{\text{out}}$  devient grand, les trois mesures de performance sont les mêmes dans les modèles d'arrivée d'énergie déterministe et exponentiel. L'hypothèse d'un grand  $T_{\text{out}}$  est raisonnable puisque  $T_{\text{out}}$  varie généralement de 1 seconde à plusieurs secondes, alors que la durée du intervalle de temps dans notre système est seulement de l'ordre de millisecondes.

Lorsque  $T_{\text{out}}$  est grand, l'AdIL  $\bar{D}_{SCaT}$  peut être donné par l'expression suivante :

$$\bar{D}_{SCaT} = 2 + \frac{(N(e_{EC}) + 1)P_{out}}{1 - P_{out}}. \quad (3.29)$$

De même, la probabilité de perte de paquets converge vers zéro (c.-à-d.,  $\bar{L}_{SCaT} \rightarrow 0$ ).

**Théorème 7.** *En considérant que  $N(e_{TD}) > N(e_{EC})$ , l'estimation de l'état du canal avant la transmission plutôt que la transmission immédiatement après la collecte de données réduit l'AdIL moyen lorsque le seuil de SNR  $\gamma_0$  satisfait à la condition suivante :*

$$\gamma_0 \geq \frac{P_t}{d^\beta \sigma^2} \ln\left(1 + \frac{1}{N(e_{TD}) - N(e_{EC})}\right). \quad (3.30)$$

*Démonstration.* Commençons par définir l'AdIL pour SaT comme suit :

$$\bar{D}_{SaT} = 1 + \frac{(N(e_{TD}) + 1)P_{out}}{1 - P_{out}}. \quad (3.31)$$

Par conséquent, supposons que  $\bar{D}_{SCaT} \leq \bar{D}_{SaT}$ . En réarrangeant les termes des deux côtés de l'inégalité, on obtient :  $(1 + N(e_{TD}) - N(e_{EC}))P_{out} \geq 1$ . Puisque,  $N(e_{TD}) - N(e_{EC}) > 0$ , nous avons :  $\frac{1}{N(e_{TD}) - N(e_{EC}) + 1} \leq P_{out}$ . En remplaçant  $P_{out}$  par son expression, on obtient que  $\gamma_0 \geq \frac{P_t}{d^\beta \sigma^2} \ln\left(1 + \frac{1}{N(e_{TD}) - N(e_{EC})}\right)$ . Ceci complète la démonstration du Théorème 7.  $\square$

**Discussion** D'après le Théorème 7, nous avons que :

- i. Étant donné une puissance de transmission  $P_t$ , le seuil SNR définissant le cas où il est préférable d'estimer l'état du canal avant de transmettre, est uniquement fonction de l'écart entre  $N(e_{TD})$  et  $N(e_{EC})$ . Cela signifie que l'AdIL dépend du nombre d'intervalles de temps nécessaires pour retransmettre les données en cas de SaT [53],  $N(e_{TD})$ , et qu'il est affecté par  $N(e_{EC})$ , en cas de SCaT.
- ii. Dans le cas de  $N(e_{TD}) > N(e_{EC})$ , le théorème 7 démontre que malgré les coûts en temps et en énergie associés, l'estimation de l'état du canal améliore l'AdIL de manière significative.
- iii. Lorsque  $N(e_{TD}) \leq N(e_{EC})$ , il est préférable de transmettre immédiatement après la collecte de données. Cependant, il n'est pas courant d'avoir  $N(e_{TD}) \leq N(e_{EC})$  car l'énergie requise pour transmettre les données est en pratique plus élevée que celle consommée pour estimer l'état du canal.

Lorsque  $T_{\text{out}}$  est grand, le temps d'inter-livraison moyen dans le cas de SCaT est donné par :

$$\bar{U}_{SCaT} = 3 + N(e_{CD}) + N(e_{EC}) + N(e_{TD}) + \frac{(N(e_{EC}) + 1)P_{\text{out}}}{1 - P_{\text{out}}}. \quad (3.32)$$

Pour une grande valeur  $T_{\text{out}}$ , le temps d'inter-livraison moyen converge vers la somme du temps de charge de la batterie (c.-à-d.  $N(e_{CD}) + N(e_{EC}) + N(e_{TD})$ ) et l'AdIL moyen. L'équation (3.32) donne une limite inférieure pour le temps d'inter-livraison moyen puisque lorsque  $T_{\text{out}}$  augmente, il y a plus de chances de trouver un bon état du canal et donc de transmettre avec succès les données détectées. Par conséquent, le temps d'inter-livraison moyen diminue. De plus, contrairement à l'AdIL, le temps d'inter-livraison illustre l'impact du temps de charge de la batterie sur le délai séparant deux mises à jour consécutives des données.

**Théorème 8.** *Étant donné  $N(e_{TD}) > N(e_{EC})$ , l'estimation de l'état du canal avant la transmission plutôt que la transmission immédiatement après la collecte de données réduit le temps d'inter-livraison moyen lorsque  $\gamma_0$  satisfait à la condition suivante :*

$$\gamma_0 \geq \frac{P_t}{d^\beta \sigma^2} \ln\left(\frac{N(e_{TD}) + 1}{N(e_{TD}) - N(e_{EC})}\right) \quad (3.33)$$

*Démonstration.* Définissons le temps d'inter-livraison pour SaT comme suit :

$$\bar{U}_{SaT} = 2 + N(e_{CD}) + N(e_{TD}) + \frac{(N(e_{TD}) + 1)P_{\text{out}}}{1 - P_{\text{out}}} \quad (3.34)$$

Par conséquent, supposons que  $\bar{U}_{SCaT} \leq \bar{U}_{SaT}$ . En réarrangeant les termes des deux côtés de l'inégalité et en remplaçant  $P_{\text{out}}$  par son expression, on obtient (3.33).  $\square$

**Discussion** Théoriquement, l'ordre de CD et EC peut être inversé. Dans ce cas, l'AdIL est toujours égal à un intervalle de temps. En outre, il n'y a pas de données perdues puisque le paquet n'est généré que lorsque le canal est estimé être dans un bon état. Cependant, le temps d'inter-livraison reste asymptotiquement le même que celui obtenu par le système de contrôle d'état que nous considérons. Ainsi, normalement, les données des capteurs sont comme toutes les autres données provenant d'une source sous la forme d'un flux d'information (valeurs) qui doit être retenu par une file d'attente de données jusqu'à ce que le transfert de données soit possible. Ainsi, d'un point de vue pratique, la CD survient normalement avant l'EC .

### 3.6 Résultats numériques

Dans cette section, nous présentons quelques résultats numériques. Les performances de la technique de transmission proposée sont évaluées et comparées à celles de la technique de

transmission SaT présentée dans [53]. Nous considérons un RCSF composé d'un nœud capteur reposant exclusivement sur la récolte d'énergie et d'un puits non récolteur d'énergie. Pour les simulations, le gain du canal  $h$  est supposé suivre un processus complexe de Rayleigh avec une moyenne nulle et une variance unitaire. Sauf mention contraire, le SNR moyen au niveau du puits  $\bar{\gamma} = \frac{P_t}{d^\beta \sigma^2}$  est égal à 36,37 dB (c.-à-d.,  $P_t = -5$  dBm [143],  $\beta = 3$  [54] et variance du bruit  $\sigma^2 = -100$  dBm [141]) et le seuil minimum de SNR requis  $\gamma_0 = 40$  dB [144]. Nous supposons que la durée du intervalle de temps est égale à  $\tau = 5\text{ms}$  [145] et que  $e_{TD} = \tau P_t$ . L'énergie moyenne typique récoltée dans l'environnement ambiant est de l'ordre de  $\mu\text{J}$  [146]. Par conséquent, nous fixons les quantités moyennes d'énergie récoltée par intervalle de temps à  $e_{RE} \in \{0, 16, 1, 6\}\mu\text{J}/\text{IT}$  (c.-à-d. que ces valeurs correspondent à  $e_{TD} = 10e_{RE}$  et  $e_{TD} = e_{RE}$ ). Sauf mention contraire, nous considérons que  $e_{TD} = 10e_{RE}$ ,  $e_{CD} = 3e_{RE}$ ,  $e_{EC} = 2e_{RE}$  et  $T_{\text{out}} = 200$  IT. Sauf indication contraire, les figures ne présentent que les expressions analytiques.

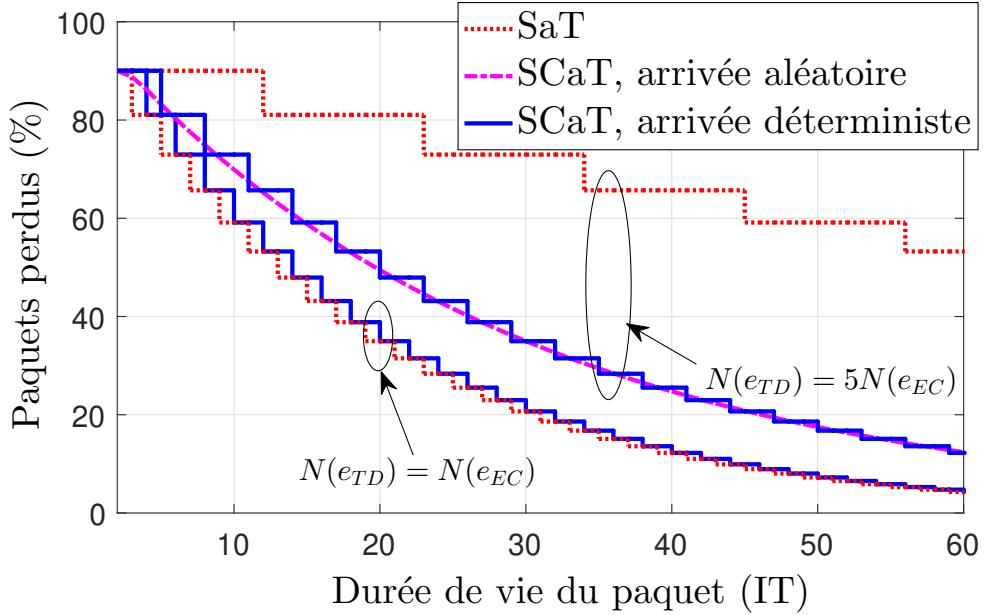


Figure 3.3 Comparaison du pourcentage de paquets perdus entre SCaT et SaT pour différents  $N(e_{EC})$

La Figure 3.3 illustre le pourcentage de paquets perdus obtenu par les techniques de transmission SCaT et SaT. Nous pouvons voir que le pourcentage de paquets perdus est considérablement réduit dans le cas de SCaT lorsque  $N(e_{EC}) < N(e_{TD})$ , ce qui est généralement le cas. Il

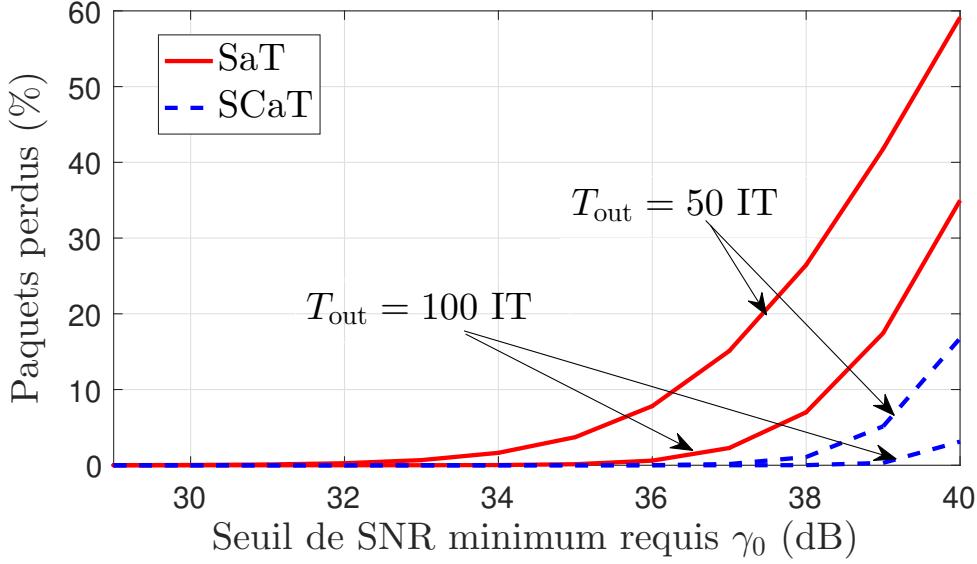


Figure 3.4 Comparaison du pourcentage de paquets perdus entre SCaT et SaT pour différents  $T_{\text{out}}$

est intéressant de noter que lorsque l'estimation de l'état du canal prend autant de temps que la transmission des données (c.-à-d.  $N(e_{EC}) = N(e_{TD})$ ), les performances de SCaT et de SaT en matière de perte de paquets sont très proches. En effet, comme le montre le Théorème 1, la largeur de l'intervalle de  $T_{\text{out}}$  sur l'axe des x, sur lequel SaT réalise une plus petite perte de paquets par rapport à SCaT, ne dépasse pas un intervalle de temps. Comme  $T_{\text{out}}$  ne peut prendre que des valeurs entières, nous pouvons affirmer qu'il est toujours préférable d'estimer l'état du canal avant la transmission des données, même lorsque  $N(e_{EC}) = N(e_{TD})$ . Nous pouvons également constater qu'au fur et à mesure que  $T_{\text{out}}$  devient grand, le pourcentage de paquets perdus obtenu dans les processus de récolte d'énergie aléatoire et à débit constant devient le même.

La figure 3.4 compare le pourcentage de paquets perdus obtenus par SaT et SCaT pour différentes valeurs de  $T_{\text{out}}$ . Comme prévu, le pourcentage de paquets perdus augmente lorsque le seuil de SNR minimum requis augmente. Nous pouvons également constater qu'une durée de vie du paquet  $T_{\text{out}}$  plus importante réduit le pourcentage de paquets perdus puisqu'un grand  $T_{\text{out}}$  augmente les chances de réussite de la transmission.

La figure 3.5 illustre l'AdIL moyen en fonction de  $T_{\text{out}}$  et montre l'impact de  $\gamma_0$  sur l'AdIL moyen sous le modèle d'arrivée d'énergie aléatoire. Il est évident que l'AdIL augmente lorsque  $T_{\text{out}}$  augmente (sans perte de généralité, la même conclusion reste valable dans le cas du temps d'inter-livraison). Nous constatons également que lorsque  $\gamma_0$  devient grand, l'AdIL

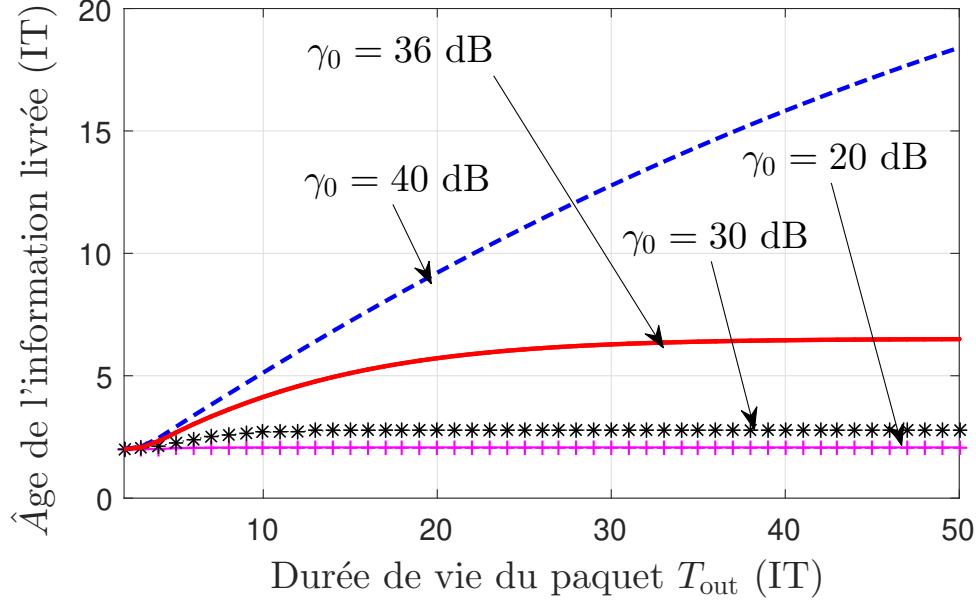


Figure 3.5 L'AdIL moyen de SCaT pour différentes valeurs de  $\gamma_0$

augmente et prend plus de temps pour atteindre la borne supérieure analytique donnée dans la section 3.5.3.

La figure 3.6 compare l'AdIL moyen obtenu par SaT et SCaT pour le modèle d'arrivée d'énergie aléatoire (exponentielle) en fonction de l'écart  $N(e_{TD}) - N(e_{EC})$  et pour différents  $T_{\text{out}}$ . Nous pouvons voir que lorsque la quantité d'énergie consommée par la transmission de données nécessite plus de créneaux temporels à récolter par rapport à celle de l'estimation de l'état du canal, l'AdIL moyenne diminue. La figure 3.6 montre également que même lorsque  $N(e_{TD})$  est proche de  $N(e_{EC})$ , l'AdIL moyenne obtenue est toujours meilleure que celle obtenue par SaT. Par conséquent, il est toujours avantageux d'estimer l'état du canal avant de transmettre. De plus, l'AdIL augmente lorsque la valeur de  $T_{\text{out}}$  augmente. Ceci est dû au fait que plus  $T_{\text{out}}$  augmente, plus il y a de tentatives pour estimer l'état du canal et donc plus de chances de trouver un bon état du canal et de transmettre avec succès les données détectées. Ainsi, l'AdIL moyenne augmente. Intuitivement et sans perte de généralité, l'intervalle de mise à jour diminue lorsque  $T_{\text{out}}$  augmente puisque le capteur a plus de chances de transmettre ses données détectées dans  $T_{\text{out}}$ .

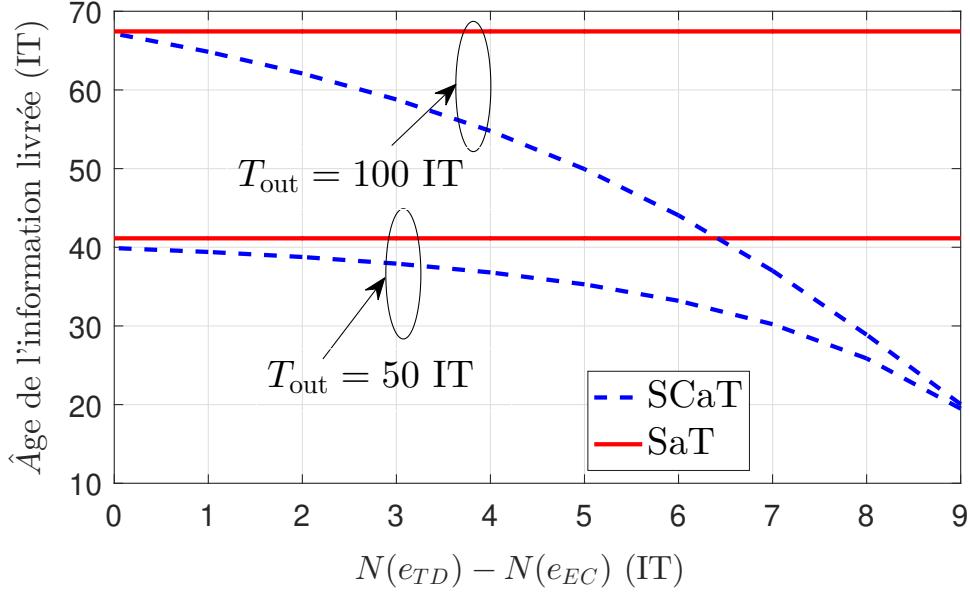


Figure 3.6 Comparaison de l’AdIL moyen entre SCaT et SaT pour différents  $T_{\text{out}}$

Les figures 3.7 et 3.8 présentent les résultats analytiques obtenus dans le Théorème 7 et le Théorème 8, respectivement. Elles illustrent l’impact de  $N(e_{EC})$  et de  $\bar{\gamma}$  sur l’AdIL moyen. Comme prévu, lorsque  $e_{EC}$  a besoin d’un plus grand nombre d’intervalles de temps pour être récolté, l’AdIL et le temps d’inter-livraison moyen augmentent. Nous constatons également qu’ils augmentent de façon monotone lorsque  $\gamma_0$  augmente. De plus, le seuil SNR, qui détermine quand l’estimation de l’état du canal permet d’obtenir un meilleur AdIL, augmente lorsque  $\bar{\gamma}$  et  $N(e_{EC})$  augmentent. Par exemple, la figure 3.8 montre que le temps d’inter-livraison moyen réalisé par SCaT et celui réalisé par le SaT sont proches pour un SNR minimum requis allant de 29.3 dB à 31.3 dB pour  $N(e_{EC}) = \frac{1}{10}N(e_{TD})$  TS et  $N(e_{EC}) = \frac{1}{5}N(e_{TD})$  TS et de 31,3 dB à 36,3 dB pour  $\bar{\gamma} \simeq 36$  dB et  $\bar{\gamma} \simeq 41$  dB. En effet, le temps supplémentaire nécessaire pour récolter  $e_{EC}$  avant d’effectuer la détection en cas de SCaT est annulé par les créneaux temporels supplémentaires induits par l’AdIL en cas de SaT. Pour des valeurs de SNR requises plus élevées, on peut voir sur les figures 3.7 et 3.8 que la technique SCaT est plus performante que la technique SaT. On peut en déduire que le gain sur l’AdIL moyen réalisé par SCaT est évidemment plus important que le coût en temps nécessaire pour collecter  $e_{EC}$ . Ainsi, l’estimation de l’état du canal est rentable en termes de délai.

La Figure 3.9 illustre le résultat analytique obtenu dans le Théorème 7 pour différentes valeurs du SNR moyen reçu  $\bar{\gamma}$ . On constate que lorsque l’écart  $N(e_{TD}) - N(e_{EC})$  augmente, le seuil de SNR minimum requis, à partir duquel le capteur doit estimer l’état du canal avant de

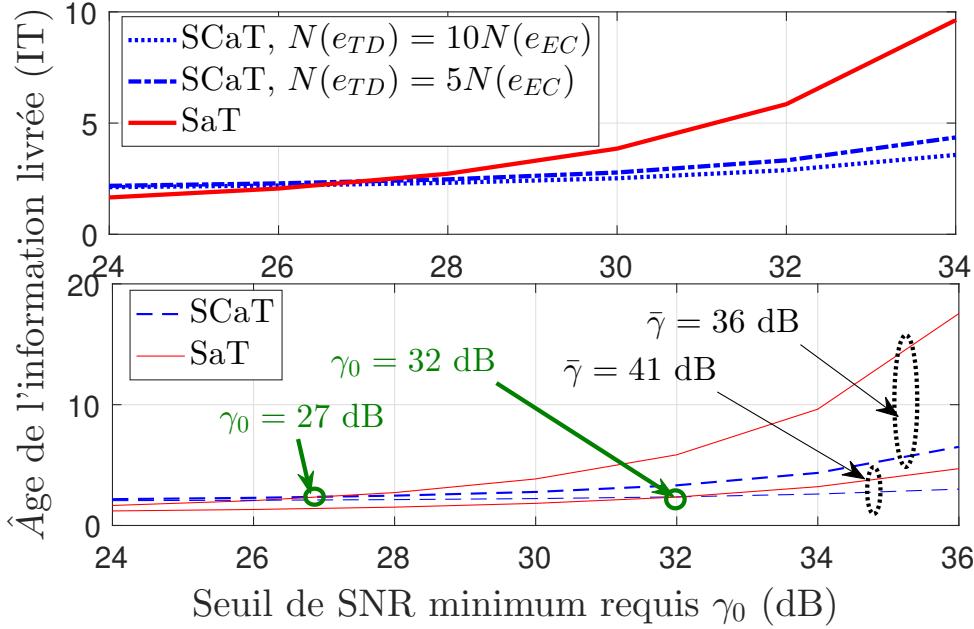


Figure 3.7 Comparaison de l’AdIL moyen entre SCaT et SaT pour différents  $\bar{\gamma}$  et  $N(e_{EC})$

transmettre, diminue. Cela montre que malgré les coûts en temps et en énergie, l’estimation de l’état du canal permet de satisfaire un seuil de SNR minimum requis plus élevé. Comme prévu, l’augmentation du SNR moyen reçu au niveau du récepteur améliore la capacité des deux techniques de transmission à satisfaire un SNR minimum requis plus élevé.

D’après la figure 3.10, nous remarquons également que le temps d’inter-livraison moyen diminue lorsque  $T_{\text{out}}$  augmente alors que l’AdIL augmente et se rapproche de ses limites analytiques données dans la section 3.5.3. Cela montre que lorsque  $T_{\text{out}}$  augmente, les limites asymptotiques de l’AdIL et du temps d’inter-livraison sont indépendantes de la distribution d’arrivée d’énergie. Cela montre également qu’il existe un compromis entre l’AdIL et le temps d’inter-livraison. Ainsi, les paramètres de la technique de transmission doivent être ajustés car la diminution de l’AdIL se fait au détriment du temps d’inter-livraison qui reflète la fréquence de mise à jour des données. Nous pouvons également constater que pour de grandes valeurs de  $T_{\text{out}}$ , la différence entre l’AdIL moyen et le temps d’inter-livraison moyen devient égale au temps nécessaire pour récolter  $e_{CD} + e_{EC} + e_{TD}$ . Ceci confirme les résultats du Théorème 8.

La Figure 3.11 montre que l’AdIL dans le cas de SCaT avec une erreur de transmission déclenchant une retransmission avec une probabilité  $P_{\text{er}}$  (noté SCaT-R dans la Figure 3.11) augmente légèrement avec  $P_{\text{er}}$  que celui réalisé par SCaT. Il convient de noter que cette détérioration des performances reste négligeable par rapport à l’AdIL moyen réalisé par SaT. Par conséquent, l’estimation du canal est rentable même si des retransmissions de données

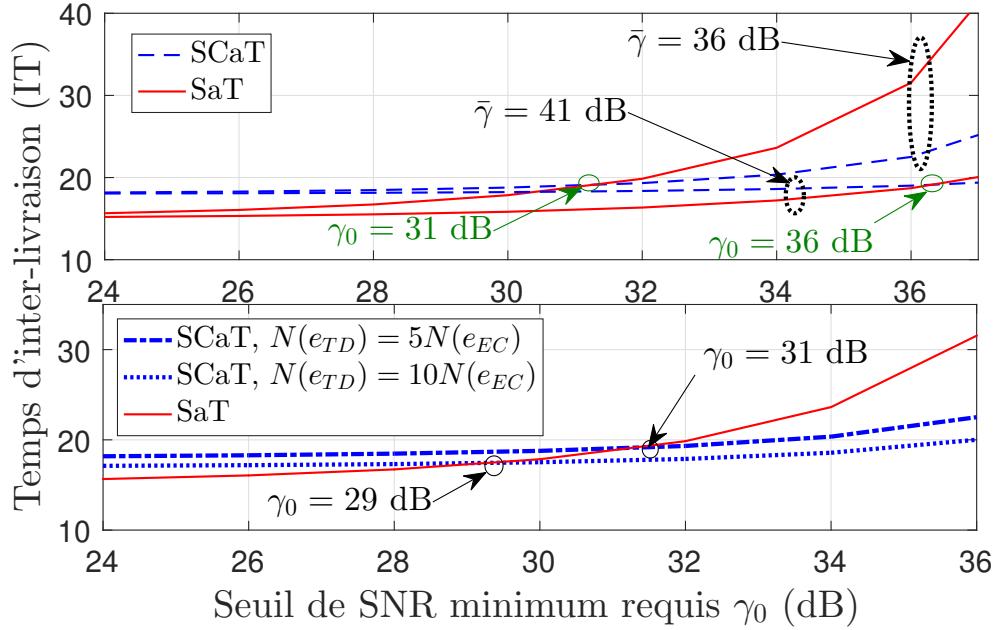


Figure 3.8 Comparaison du temps d'inter-livraison moyen entre SCaT et SaT pour différents  $\bar{\gamma}$  et  $N(e_{EC})$

ont lieu dans la technique SCaT. Pour donner un aperçu des travaux futurs, les figures 3.12 et 3.13 comparent les performances d'un système multipoint à point où  $N$  nœuds capteurs fonctionnent selon les techniques de transmission SCaT et SaT. Tous les nœuds capteurs récolteurs d'énergie partagent un seul canal pour transmettre les données recueillies à un puits non récolteur d'énergie à l'aide d'une technique d'accès multiple simple basée sur la technique ALOHA [147]. Ce modèle nous permet d'obtenir un aperçu des propriétés de base des protocoles basés sur la contention lorsqu'il est appliqué à la technique SCaT. Le système fonctionne par intervalles de temps. Chaque nœud capteur récolteur d'énergie essaie de transmettre le paquet qu'il a collecté à un intervalle de temps donné et la transmission ne réussit que si aucun autre nœud n'est actif, c'est-à-dire si aucun autre nœud capteur récolteur d'énergie n'effectue d'opérations EC ou TD. Pour avoir une première compréhension intuitive de ce système, nous considérons une durée de vie du paquet infinie infinie. Par conséquent, lorsqu'une collision se produit, les nœuds capteurs récolteurs d'énergie impliqués dans la collision retransmettront leurs paquets à un moment ultérieur jusqu'à ce qu'une transmission réussie se produise. Dans ce qui suit, les versions de SCaT et SaT adaptées au système multipoint à point sont désignées respectivement par SCaT-E et SaT-E. L'approche de l'accès multiple de SCaT-E est décrite comme suit : Selon la section 3.4.1, le nœud capteur récolteur d'énergie entre d'abord en mode de charge jusqu'à ce que l'énergie requise soit

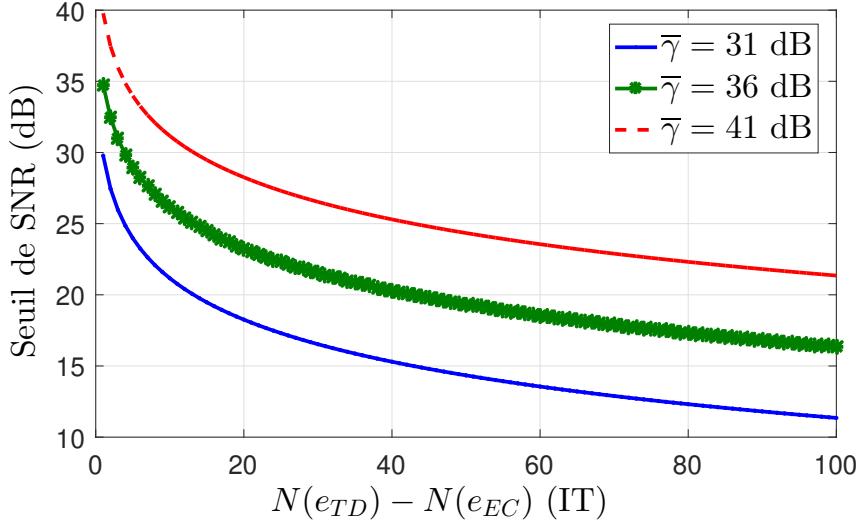


Figure 3.9 Le seuil de SNR minimum requis en fonction de  $N(e_{TD}) - N(e_{EC})$

récoltée. Ensuite, il lance l'opération de collecte de données (CD). Immédiatement après l'opération CD, le nœud capteur récolteur d'énergie génère une probabilité aléatoire  $p$  entre 0 et 1. Si  $p \geq \epsilon$ , le nœud capteur récolteur d'énergie est autorisé à estimer l'état du canal. Sinon, il attend le prochain intervalle de temps et répète la même procédure. En fonction de l'état du canal estimé, le nœud capteur récolteur d'énergie décide de transmettre ou non. L'estimation de l'état du canal est effectuée en envoyant un paquet de sondage, auquel le puits répond en diffusant un paquet contenant l'identifiant du nœud capteur récolteur d'énergie qui a envoyé la demande, à tous les nœuds capteurs. Seul le nœud avec l'identifiant correspondant est autorisé à transmettre après la réception d'un retour positif sur la qualité de l'état du canal. Lorsqu'une collision se produit, chaque nœud impliqué dans la collision retourne en mode RE pour récolter à nouveau suffisamment d'énergie pour estimer à nouveau l'état du canal et retransmettre le même paquet, c'est-à-dire celui impliqué dans la dernière collision. Nous supposons que le paquet reste dans la file d'attente des données du nœud capteur récolteur d'énergie jusqu'à ce qu'une transmission réussie ait lieu. Comme le processus d'arrivée d'énergie est aléatoire, la probabilité de collision, impliquant les mêmes nœuds capteurs, est réduite. Cela est dû au temps d'attente aléatoire imposé à ces nœuds capteurs après une collision. Comme dans le cas de SCaT-E, dans le cas de SaT-E, le nœud capteur récolte suffisamment d'énergie pour les opérations CD et TD. Immédiatement après la CD, le nœud génère un nombre aléatoire  $p$  compris entre 0 et 1. Si  $p \geq \epsilon$ , le nœud est autorisé à transmettre les données recueillies. Sinon, la transmission est différée.

La figure 3.12 illustre l'AdIL moyen en fonction de la probabilité d'accès au canal  $p$ . Elle

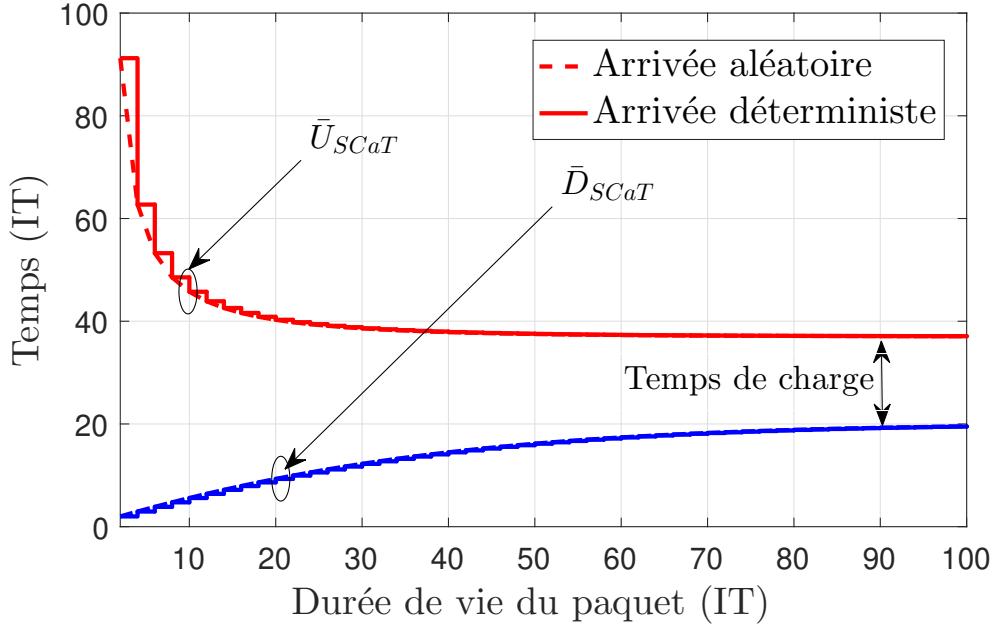


Figure 3.10 Comparaison asymptotique de l’AdIL et du temps d’inter-livraison

montre que l’AdIL moyen le plus faible est obtenu à  $p = 0,3$  pour SCaT-E et entre 0,6 et 0,9 pour SaT-E. L’imprécision de la valeur  $p$  pour SaT-E est due au faible nombre de noeuds dans le système par rapport au nombre d’intervalles de temps nécessaires pour récolter  $e_{TD}$ . Comme on peut le constater, l’AdIL moyen du système multipoint à point est plus élevé que celui du système point à point. L’écart de performance entre les systèmes multipoint à point et point à point est d’environ six intervalles de temps pour les systèmes SCaT-E et SaT-E pour les valeurs optimales de  $p$ . La figure 3.13 montre l’AdIL moyen en fonction du seuil de SNR minimum requis  $\gamma_0$ , pour une valeur fixe de  $p = 0,1$ . En comparant SCaT-E et SaT-E, nous pouvons voir que leurs courbes de performance se croisent à une valeur critique de  $\gamma_0$  (32 dB pour  $N = 3$  et 34 dB pour  $N = 5$ ). En dessous de cette valeur critique, l’envoi des données recueillies sans estimation de l’état du canal (SaT-E) est avantageux par rapport à SCaT-E, où l’estimation de l’état du canal est nécessaire avant la transmission des données. Au-dessus de cette valeur, SCaT-E est préférable à SaT-E. La Figure 3.14 illustre la performance du délai lorsque la quantité d’énergie consommée par la TD est adaptée à la qualité de l’état du canal. En effet, lorsque l’état du canal est connu, le noeud capteur ne peut consommer que la quantité d’énergie minimale requise pour satisfaire le seuil minimum de SNR  $\gamma_0$  au puits. Cela permet au noeud d’économiser une quantité d’énergie qui raccourcira le temps de charge de la batterie avant de commencer à générer la prochaine mise à jour d’état. La figure 3.14 montre que seul le temps d’inter-livraison peut être réduit lorsque  $\bar{\gamma} \geq \gamma_0$  puisque l’AdIL est

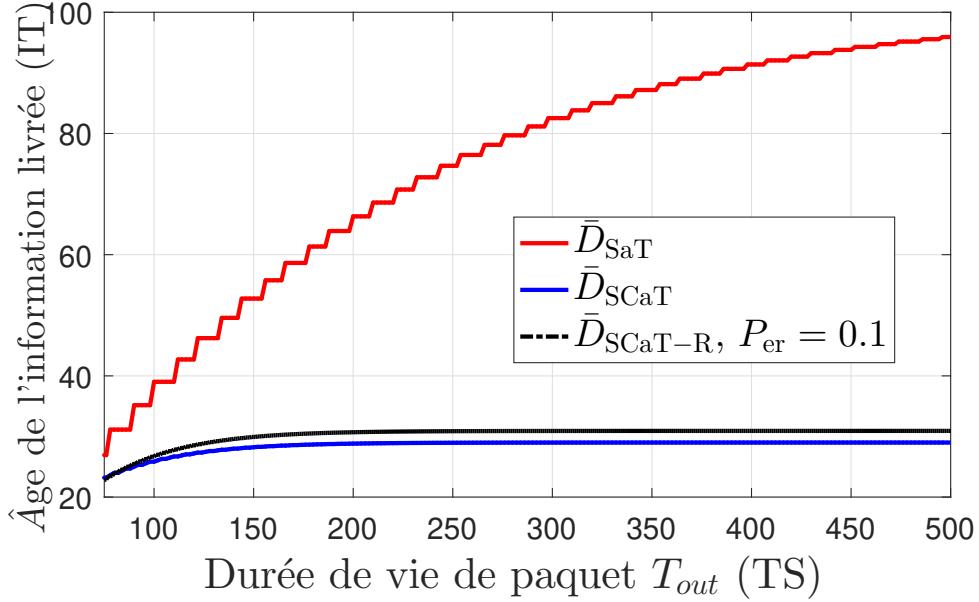


Figure 3.11 Comparaison de l’AdIL entre les techniques de transmission SCaT-R, SCaT et SaT

indépendant du coût en temps associé à la collecte d’énergie. Lorsque  $\bar{\gamma} < \gamma_0$ , l’adaptation de  $e_{TD}$  n’est plus rentable puisque la probabilité de panne du canal est très élevée et que le nœud doit consommer la totalité de  $e_{TD}$  pour satisfaire le seuil SNR requis.

### 3.7 Conclusion

Ce chapitre se concentre sur l’analyse des gains de performance qui peuvent être obtenus en estimant l’état du canal avant de transmettre dans un RCSF-RE. Les coûts en temps et en énergie de la collecte de données, de l’estimation de l’état du canal et de la transmission des données sont pris en compte dans notre analyse. En considérant une arrivée d’énergie déterministe et une arrivée d’énergie exponentielle, des expressions exactes de l’âge de l’information livrée (AdIL), du temps d’inter-livraison et de la probabilité de perte de paquets sont calculées. Les résultats analytiques et numériques montrent que la connaissance de l’état du canal améliore l’AdIL, le temps d’inter-livraison et la probabilité de perte de paquets. Comme le montre la section 5.8, la technique proposée peut être modifiée afin d’être utilisée pour un système de communication multipoint à point. Les résultats obtenus fournissent un aperçu et une motivation pour les travaux futurs qui considéreront le cas d’un système de communication multipoint à point où chaque nœud fonctionne selon la technique de transmission proposée.

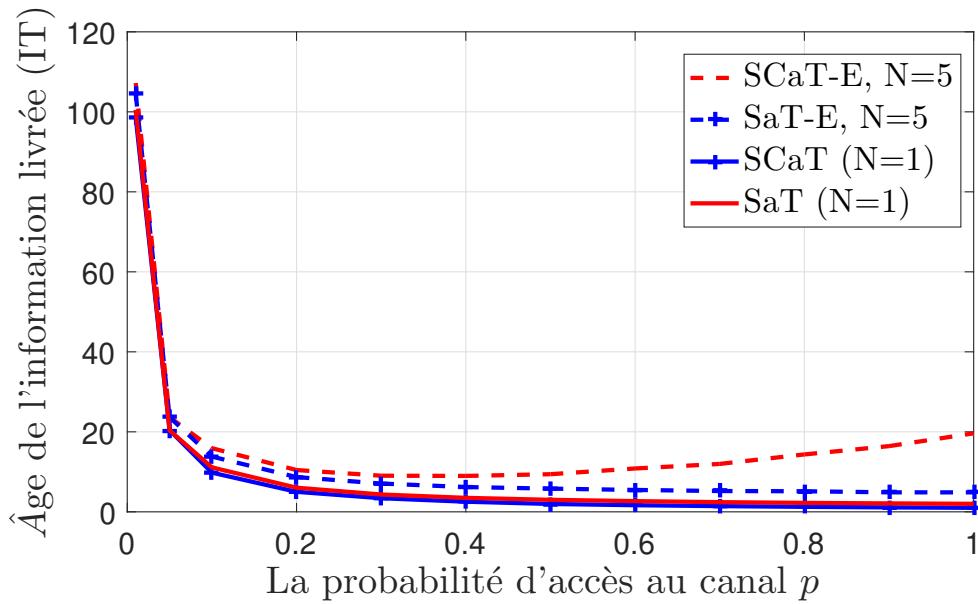


Figure 3.12 L'AdIL moyen en fonction de  $p$  ( $\bar{\gamma} = 36dB$ )

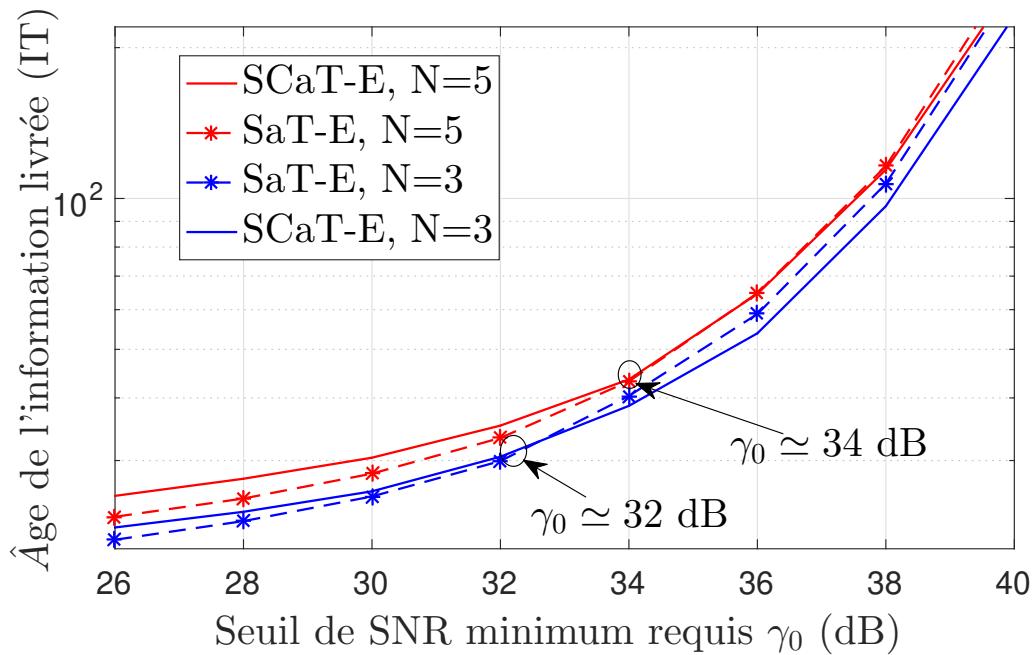


Figure 3.13 Comparaison de l'AdIL moyen pour différentes valeurs de  $N$  ( $p = 0.06$ )

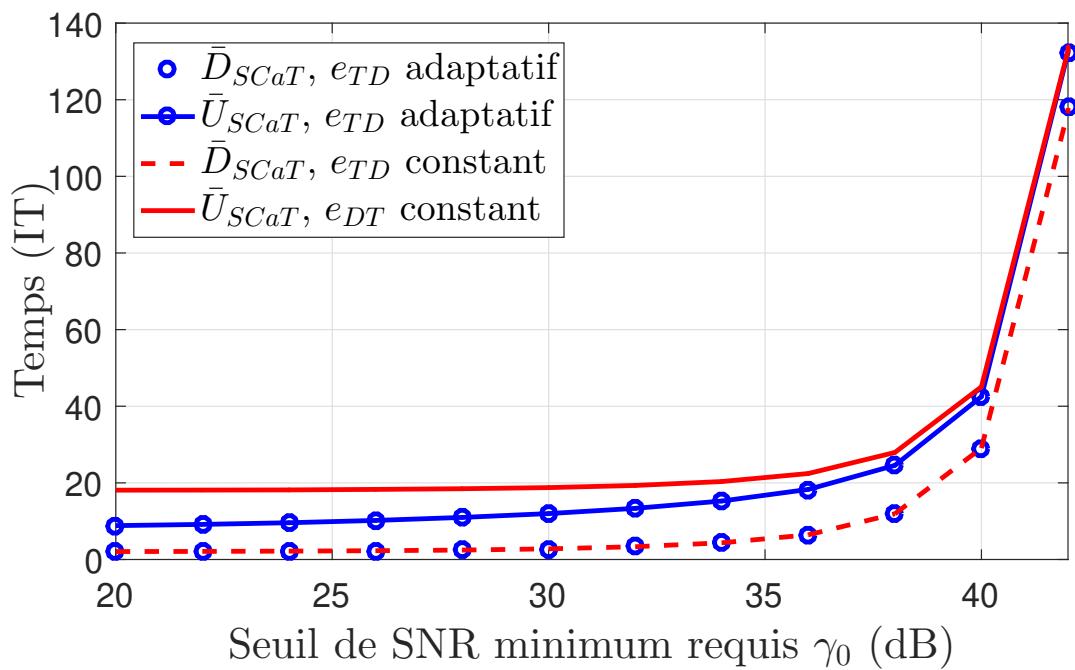


Figure 3.14 Impact de l'adaptation de la quantité d'énergie consommée par TD à la qualité de l'état du canal sur l'AdIL et le temps d'inter-livraison ( $e_{CD} = e_{EC} = e_{RE}$ ,  $e_{TD} = 5e_{RE}$ ,  $T_{\text{out}} = 200$  IT)

## CHAPITRE 4 Analyse du temps d'inter-livraison dans les RCSFs-RE multipoint à point équipés de condensateurs

Dans ce chapitre, nous avons étudié le temps d'inter-livraison des mises à jour dans un RCSF-RE dont les nœuds sont équipés par des condensateurs. Dans notre analyse, nous tenons compte de la non fiabilité du canal sans fil et le caractère aléatoire de l'arrivée d'énergie.

Ces contributions ont fait l'objet d'un article publié dans la revue IEEE Internet of Things Journal 2020 [27] et un article de conférence présenté à IEEE Consumer Communications Networking Conference (CCNC), Las Vegas, NV, USA, 2020 [28].

### 4.1 Résumé

Dans ce chapitre, nous étudions la métrique du temps d'inter-livraison dans un RCSF-RE multipoint à point. Le système considéré consiste en des nœuds capteurs indépendants, capables de récolter l'énergie, équipés de condensateurs et fournissant, via des canaux sans fil non fiables, des mises à jour d'état à un puits non récolteur d'énergie. La distribution du temps d'inter-livraison est définie comme le temps écoulé entre deux livraisons successives et réussies de mises à jour d'état. Nous calculons l'expression exacte de cette distribution en considérant un processus d'arrivée d'énergie aléatoire. De plus, la probabilité de violation du temps d'inter-livraison, notée  $P_v$  et définie comme la probabilité de dépasser un seuil du temps d'inter-livraison prédéterminé, est analysée. Particulièrement, nous considérons le problème d'optimisation de la taille<sup>1</sup> du condensateur de sorte que  $P_v$  soit minimisée. Notre analyse révèle que la probabilité de violation dépend fortement de la taille du condensateur. Les résultats analytiques et de simulations démontrent l'existence d'une taille optimale de condensateur qui permet d'atteindre la probabilité de violation minimale. À notre connaissance, il s'agit du premier travail qui exploite la géométrie stochastique pour étudier théoriquement le temps d'inter-livraison dans les systèmes multipoint à point en tenant compte à la fois du caractère aléatoire de l'arrivée d'énergie et de la non fiabilité du canal sans fil (channel unreliability en anglais). De plus, nos résultats révèlent un compromis intéressant dans la conception du système. D'une part, un petit condensateur se charge rapidement et les mises à jour d'état sont donc envoyées plus fréquemment, mais avec une puissance de transmission plus faible et donc un taux d'erreur élevé. D'autre part, un grand condensateur augmente la puissance de transmission et accroît la probabilité de transmission réussie des

---

1. Nous utilisons le terme "taille du condensateur" pour désigner la capacité de stockage d'énergie du condensateur.

données, au détriment d'un temps d'attente plus long avant de remplir le condensateur et de transmettre les données détectées.

## 4.2 Motivations et introduction

La plupart des travaux de recherche antérieurs ont analysé l'AoI moyen tout en s'appuyant sur des modèles de couche physique simples, c'est-à-dire des systèmes point à point, avec ou sans capacité d'EH. L'extension aux RCSFs multipoint à point, où plusieurs nœuds sources partagent une file d'attente commune pour leurs transmissions, a également été envisagée. Bien qu'intéressant, ces quelques travaux qui se sont concentrés sur les systèmes multipoint à point ont supposé que les RCSFs étaient alimentés par des batteries et que l'énergie était toujours disponible au niveau des nœuds de capteurs [101]. Cependant, ce n'est pas toujours le cas, car la recherche et l'industrie visent l'utilisation de capteurs simples, respectueux de l'environnement et efficaces avec des capacités EH pour les futures applications de l'IdO.

Contrairement à l'âge de l'information qui mesure la fraîcheur de l'information livrée, le temps d'inter-livraison capture la fréquence et la régularité des mises à jour des données dans les systèmes de surveillance. Il s'agit d'une métrique adaptée aux applications de l'IdO nécessitant des mises à jour d'état fréquentes, car de longs intervalles de temps entre les livraisons successives de paquets de mesures pourraient entraîner un mauvais contrôle, voire une instabilité, des processus physiques sous-jacents [100]. Malgré son importance, le temps d'inter-livraison a été très peu exploré dans la littérature sans considération de la RE.

Récemment, des noeuds capteurs sans batteries ont été commercialisés, par exemple [44]. Ces équipements sont principalement équipés de condensateurs ou super-condensateurs capables de délivrer des rafales de forte puissance. Dans [45], une analyse de l'âge moyen dans un système point à point a été réalisée considérant des capteurs équipés de condensateurs. Inspirés par ces équipements, ces travaux et les avantages liés à l'utilisation d'un condensateur en termes de durabilité, respect de l'environnement et faible coût (Section 1.6.3 du chapitre 1), nous considérons dans ce chapitre l'optimisation de la taille du condensateur pour minimiser la probabilité que le temps d'inter-livraison dépasse un seuil donné. L'optimisation de la taille du condensateur est intéressante vu qu'elle contrôle à la fois la fréquence de génération des messages de mise à jour et la puissance de transmission des nœuds capteurs. En plus de la distribution du temps d'inter-livraison, nous étudions la probabilité de violation du temps d'inter-livraison  $P_v$ , définie comme la probabilité que le temps d'inter-livraison dépasse un seuil donné. Particulièrement, nous considérons le problème d'optimisation de la taille du condensateur de sorte que  $P_v$  soit minimisée. Ce problème est particulièrement difficile dans un contexte sujet aux erreurs de transmission et au caractère aléatoire de l'arrivée d'énergie.

À notre connaissance, la caractérisation du temps d'inter-livraison et de la probabilité de violation associée, ainsi que la minimisation de  $P_v$ , n'ont pas été étudiées dans les RCSFs-RE multipoint à point.

### 4.3 Modèle de système

Comme le montre la Figure 4.1, nous considérons un RCSF composé de  $N$  sources indépendantes (nœuds capteurs). Dans le système considéré, seuls les nœuds capteurs sont alimentés par la RE. Ces nœuds surveillent certains paramètres d'intérêt, par exemple la température, la pression, les vibrations, etc. et envoient des mises à jour d'état à un puits non alimenté par la RE. Par définition, une mise à jour d'état est un paquet de données contenant le paramètre d'intérêt détecté. Nous supposons également que le système évolue en temps discret (le temps est divisé en intervalles de temps) et qu'un paquet au maximum peut être transmis par intervalle de temps (IT). La durée de l'IT est fixée à  $\tau$  secondes. Nous supposons que

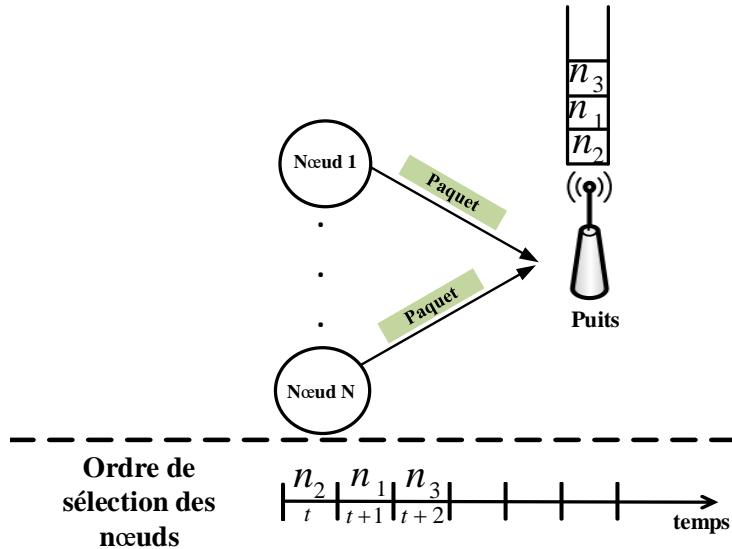


Figure 4.1 Modèle de système ( $n_i$  désigne le capteur  $i$  dans cet exemple)

les nœuds capteurs génèrent des paquets de longueur identique. Pour l'accès au canal, nous considérons un mécanisme centralisé sans collision. L'énergie récoltée par les nœuds capteurs est utilisée pour détecter l'environnement (effectuer des mesures du processus ou du paramètre d'intérêt observé), générer une mise à jour de l'état et la transmettre au puits. On suppose que les liaisons de communication sans fil sont sujettes à un évanouissement par blocs de Rayleigh (Rayleigh block fading en anglais), où un canal reste constant pendant un

IT et change indépendamment d'un IT à l'autre. Nous supposons également qu'une erreur de transmission de paquets se produit au cours d'un IT avec une probabilité  $P_e$  lorsque le SNR reçu au niveau du puits est inférieur au seuil de SNR minimum requis [53], noté par  $\gamma_0$ . Par conséquent,  $P_e$  peut être donnée par [53]

$$P_e = \Pr(\gamma < \gamma_0) = 1 - \exp\left(-\frac{d^\beta \sigma^2 \gamma_0}{P_t}\right), \quad (4.1)$$

où  $d$  est la distance entre le nœud capteur et le puits,  $\beta$  est l'exposant d'atténuation de propagation,  $P_t = \frac{B}{\tau}$  est la puissance de transmission de chaque nœud capteur,  $B$  est la taille du condensateur (en Joules), et  $\sigma^2$  est la puissance de la variance du bruit. Chaque nœud capteur est équipé d'un condensateur de capacité finie  $B$  Joules, qui est chargé à partir de l'environnement ambiant. Nous supposons que les arrivées d'énergie sont indépendantes et identiquement distribuées (i.i.d.) parmi les nœuds [123]. Suivant le protocole "harvest-then-use" (récolter-puis-utiliser), lorsqu'un nœud capteur est complètement chargé, il informe le puits qu'il est prêt à transmettre. Le coût énergétique associé aux paquets de rétroaction (acquittements ou feedback packets en anglais) est supposé négligeable par rapport à celui des paquets de données puisque la taille d'un paquet de données est considérablement plus grande que celle d'un paquet de rétroaction [148].<sup>2</sup> Au début de chaque IT, le puits diffuse un paquet de contrôle (control packet en anglais) indiquant l'indice du capteur censé transmettre dans l'IT en cours, suivant une politique PAPS. Immédiatement, le condensateur du nœud capteur désigné libère son énergie pour les opérations de détection et de transmission. Bien que différentes politiques de service puissent être envisagées, par exemple la politique à tour de rôle (round robin en anglais), la politique PAPS a été choisie en raison de son utilisation courante dans la littérature [101, 107]. Enfin, nous supposons que le temps et les coûts énergétiques de la tâche de détection sont négligeables, tandis qu'une transmission de mise à jour de l'état vers le puits dure un IT et consomme une quantité d'énergie  $\tau P_t$  [58, 150]. Notez que le modèle de file d'attente considéré est une file d'attente virtuelle, vue du point de vue du puits. En effet, il modélise un ordonnancement centralisé contrôlé par le puits. En d'autres termes, la file d'attente virtuelle sauvegarde dans sa mémoire tampon les requêtes reçues des nœuds capteurs suivant une politique de service PAPS.

---

2. La considération du coût énergétique du paquet de rétroaction peut augmenter légèrement la quantité d'énergie optimale d'une valeur fixe seulement, de sorte que la nouvelle quantité d'énergie optimale peut être exprimée par  $B^* + \epsilon$  [149], où  $B^*$  est la quantité d'énergie optimale obtenue, calculée en supposant que le paquet de rétroaction ne consomme pas d'énergie, et  $\epsilon$  est une constante qui représente le coût énergétique associé aux données de rétroaction. Néanmoins, la prise en compte du coût énergétique du paquet de retour n'apportera aucune information supplémentaire sur le système étudié.

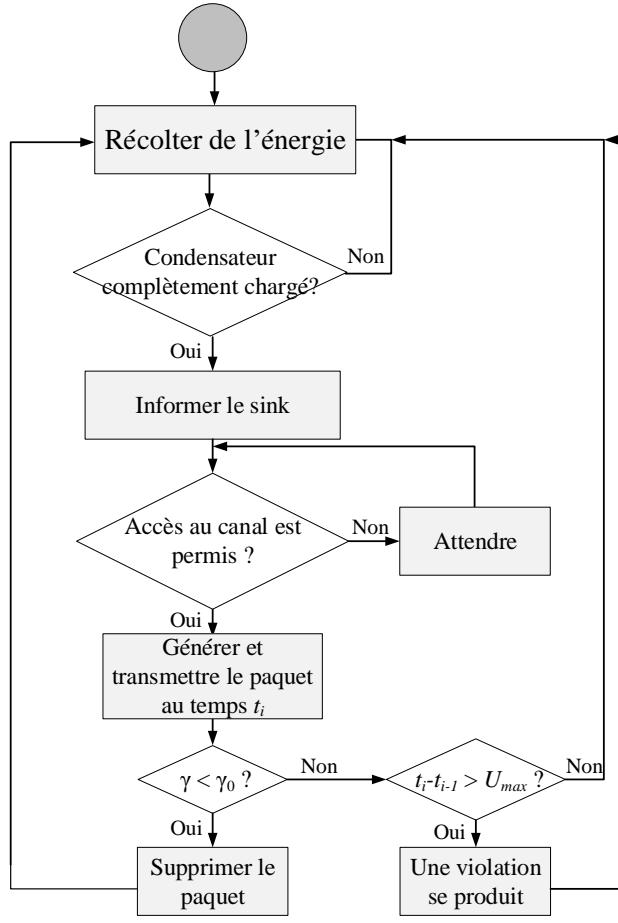
## 4.4 Techniques de transmission

Dans cette section, nous décrivons deux techniques de transmission légèrement différentes. Les différences sont principalement relatives au niveau du modèle d'arrivée d'énergie et la possibilité de transmettre le même paquet ou non (voir Section 4.5).

### 4.4.1 Technique de transmission sans retransmission

Nous supposons que le temps requis (exprimé en IT)  $C(B)$  pour atteindre la quantité d'énergie cible  $B$ , suit une distribution géométrique, avec une probabilité de succès  $q$ , où  $q = \rho/B$  et  $\rho$  est le taux d'arrivée d'énergie (exprimé en J/IT). En d'autres termes, l'événement qui correspond au charge complet du condensateur en un intervalle de temps suit un processus de Bernoulli avec une probabilité de succès de  $q$ . Dans ce qui suit, sauf mention contraire, nous supposons que lorsqu'une erreur de transmission se produit. Lorsque l'accès au canal est accordé à un noeud capteur donné, ce dernier génère une nouvelle mise à jour de l'état et la transmet immédiatement au puits en utilisant toute l'énergie disponible dans le condensateur. Ces politiques de transmission ne nécessite pas de décisions complexes de gestion de l'énergie, ce qui est approprié pour les capteurs à faible complexité de calcul, comme ceux considérés dans ce travail, qui sont incapables de prendre des décisions concernant la gestion de l'énergie et le contrôle de l'accès au canal. Une telle politique de transmission utilisant l'énergie totale du condensateur est déjà adoptée dans la littérature, comme dans [45]. De plus, en procédant ainsi, le noeud capteur transmet toujours des données fraîchement mesurées, ce qui permet au récepteur de déduire la fraîcheur des données reçues (c.-à-d. l'AdIL) sans avoir besoin d'étiqueter chaque paquet (ajouter le moment de génération du paquet).

À la fin de l'IT (de transmission), le puits reçoit le paquet instantanément, c'est-à-dire que le temps de décodage du paquet est supposé négligeable par rapport au temps de transmission [126]. Lorsqu'une tentative de transmission de paquet échoue, le noeud capteur recommence à se charger pour effectuer une nouvelle détection et tenter de transmettre les données fraîchement mesurées lors de la prochaine opportunité de transmission, au lieu de retransmettre la même mise à jour d'état relative à la transmission qui a échoué [100]. Cette technique simple réduit l'occurrence des mises à jour périmées, car aucun temps supplémentaire n'est perdu pour retransmettre le même paquet. Si le capteur (ou le puits) ne parvient pas à transmettre (ou à recevoir) avec succès une nouvelle mise à jour de l'état dans un délai de  $U_{\max}$  IT, un événement de violation se produit. Typiquement, une violation peut se produire lorsque plusieurs échecs de transmission successifs se produisent principalement en raison d'un condensateur de petite taille. En effet, le condensateur se charge rapidement et



### Légende

- État initial
- Action
- Décision

Figure 4.2 Fonctionnement de la technique de transmission proposée

permet au noeud capteur d'entrer fréquemment en compétition avec d'autres nœuds capteurs pour accéder au canal de communication. Néanmoins, il aura du mal à respecter le seuil de SNR minimum requis  $\gamma_0$  au cours du temps maximal d'inter-livraison requis  $U_{\max}$ . Une violation peut également se produire avec un condensateur de grande taille, qui nécessite un long temps de charge, engendrant ainsi de fréquentes violations du temps maximal entre deux livraisons successives,  $U_{\max}$ . Le fonctionnement du système est illustré dans la Figure 4.2.

#### 4.4.2 Technique de transmission avec retransmission

La quantité d'énergie récoltée au cours de chaque intervalle de temps suit une distribution exponentielle avec une moyenne  $\rho$ , et donc le nombre de IT nécessaires pour atteindre une quantité d'énergie cible  $B$ , noté  $C(B)$ , suit une distribution de Poisson. Contrairement à la technique de transmission décrite dans la section 4.4.1, ici, nous supposons que la retransmission des paquets se produit lorsqu'une transmission n'est pas réussie en raison de l'évanouissement du canal sans fil entre le capteur et le puits. En effet, la retransmission peut se produire plusieurs fois jusqu'à ce que la mise à jour de l'état généré soit transmise avec succès au récepteur. Il est à noter que pour chaque retransmission, le noeud de capteur recommence à récolter l'énergie nécessaire. Similaire à la technique de transmission décrite dans la section 4.4.1, si le capteur (ou le puits) ne parvient pas à transmettre (ou à recevoir) avec succès une nouvelle mise à jour de l'état dans un délai de  $U_{\max}$  IT, un événement de violation se produit.

La performance de cette technique est analytiquement évaluée dans la section 4.5.1 pour le système point à point uniquement à cause de quelques difficultés techniques (voir les détails dans la Section 4.5.1).

### 4.5 Analyse de performance

Dans ce qui suit, nous évaluons de manière analytique les performances des techniques de transmission décrites dans les sections 4.4.1 et 4.4.2. Dans la section 4.5.1, la performance de la technique de transmission proposée dans 4.4.2 est évaluée pour le système point à point uniquement à cause des difficultés rencontrées lors de l'analyse analytique qui ont empêché la généralisation des résultats pour le cas multipoint à point. La section 4.5.2 évalue les performances de la technique décrite dans la section 4.4.1 pour le cas multipoint à point. Étant un cas particulier du système multipoint à point, les résultats obtenus pour le système point à point considérant la technique de transmission décrite la section 4.4.1 sont omis. La section 4.5.3 présente une analyse asymptotique du système multipoint à point étudié dans la section 4.5.2.

#### 4.5.1 Système point à point

Dans cette section, nous supposons que  $N = 1$ . Le système consiste donc en un noeud capteur alimenté par la RE. Le noeud surveille un paramètre d'intérêt et transmet les données générées à un puits non alimenté par la RE. Les résultats obtenus dans cette sous-section sont basés sur la technique de transmission décrite dans la section 4.4.2.

**Théorème 9.** *Considérant un processus d'arrivée d'énergie exponentiel (exponential energy arrival process (EEAP)), la pmf du temps d'inter-livraison est exprimée par ( $\forall n \in \mathbb{N} \setminus \{0, 1\}$ )*

$$\Pr(U = n) = \begin{cases} (1 - P_e) \text{Poi}(1, \frac{B}{\rho}), & ; si \ n = 2, \\ (1 - P_e) \left( \text{Poi}(n - 1, \frac{B}{\rho}) + \sum_{k=2}^{n-1} \text{Poi}(n - k, \frac{B}{\rho}) \times \sum_{i=2}^k (P_e)^{i-1} \text{Poi}(k - i, \frac{(i-1)B}{\rho}) \right), & ; si \ n \geq 3, \end{cases} \quad (4.2)$$

où  $\text{Poi}(x, y) = \frac{x^y e^{-x}}{y!}$  est la pmf de la distribution de Poisson avec le taux  $x$ .

*Démonstration.* En supposant que chaque noeud continue à transmettre le paquet qu'il a générée jusqu'à ce qu'il soit livré avec succès au puits, le temps d'inter-livraison  $U$  peut être écrit comme la somme du temps de charge initial du condensateur  $C(B)$  (c'est-à-dire avant la génération du paquet) et du AdIL (c.-à-d. le temps écoulé entre la génération du paquet le plus récent et sa réception par le puits). Ensuite, en utilisant le théorème de la probabilité totale, la pmf du temps d'inter-livraison peut être écrite comme suit

$$\begin{aligned} \Pr(U = n) &= \Pr(C(B) + AdIL = n) \\ &= \sum_{k=1}^{n-1} \Pr(AdIL = k) \Pr(C(B) = n - k), \end{aligned} \quad (4.3)$$

où

$$\Pr(AdIL = k) = \begin{cases} (1 - P_e), & si \ k = 1, \\ \sum_{j=2}^k (P_e)^{j-1} \text{Poi}(k - j, \frac{(j-1)B}{\rho}), & si \ k \geq 2, \end{cases} \quad (4.4)$$

et

$$\Pr(C(B) = k) = \text{Poi}(k, \frac{B}{\rho}), \quad (4.5)$$

où  $\rho$  est la quantité d'énergie récoltée en moyenne par intervalle de temps. L'équation (4.4) est calculée pour le système point à point prenant en charge les retransmissions des paquets de données jusqu'à leur livraison réussie dans la longueur maximale du temps d'inter-livraison  $U_{\max}$ , comme suit

$$\begin{aligned} \Pr(AdIL = k) &= \Pr(G = k, F = 0) \\ &= \sum_{j=1}^k \Pr(G = k, F = 0, H = j), \end{aligned} \quad (4.6)$$

où  $G$  est une variable aléatoire entière qui indique le nombre de intervalles de temps entre la génération du paquet et la tentative de transmission la plus récente,  $F$  est une variable

aléatoire binaire qui est égale à 1 si le dernier paquet généré n'est pas transmis avec succès et à 0 sinon, tandis que  $H$  est une variable aléatoire entière qui indique le nombre de tentatives de transmission pendant une certaine période de temps. Comme le nombre de tentatives de transmission est directement lié au nombre d'intervalles de temps de charge, et en utilisant le théorème de Bayes, on obtient

$$\begin{aligned}\Pr(AdIL = k) &= \sum_{j=1}^k \Pr(H = j, C((n-1)B) = k-j, F = 0), \\ &= \sum_{j=1}^k \Pr(H = j, F = 0 \mid C((j-1)B) = k-j) \times \Pr(C((j-1)B) = k-j).\end{aligned}$$

Puisque  $\Pr(H = j, F = 0 \mid C((j-1)B) = k-j)$  suit une distribution géométrique de raison  $P_e$ , et puisque nous avons  $\Pr(C((j-1)B) = k-j)$  donné de manière similaire à (4.5), alors en les substituant dans (4.7), on obtient (4.4). En remplaçant (4.4)-(4.5) dans (4.3), on obtient (4.2). Il est à noter que lorsque les retransmissions ne sont pas supportées, on obtient les mêmes expressions (4.2) et (4.4) vu que le temps et l'énergie de détection sont supposés négligeables. Ceci complète la démonstration du Théorème 1.  $\square$

**Lemme 4.** *Étant donné un EEAP, la probabilité de violation du temps d'inter-livraison,  $P_v$ , est donnée par*

$$\begin{aligned}P_v &= \Pr(U > U_{\max}) \\ &= 1 - (1 - P_e)\text{Poi}\left(1, \frac{B}{\rho}\right) - (1 - P_e) \sum_{n=3}^{U_{\max}} \text{Poi}\left(n-1, \frac{B}{\rho}\right) \\ &\quad - (1 - P_e) \sum_{n=3}^{U_{\max}} \sum_{k=2}^{n-1} \text{Poi}\left(n-k, \frac{B}{\rho}\right) \times \sum_{j=2}^k (P_e)^{j-1} \text{Poi}\left(k-j, \frac{(j-1)B}{\rho}\right),\end{aligned}\tag{4.7}$$

où  $U_{\max}$  est exprimé en IT.

*Démonstration.* En utilisant la fonction de distribution cumulative (cumulative distribution function (cdf)) de  $U$ , on obtient

$$\begin{aligned}P_v &= \Pr(U > U_{\max}) = 1 - \Pr(U \leq U_{\max}) \\ &= 1 - \sum_{n=2}^{U_{\max}} \Pr(U = n).\end{aligned}\tag{4.8}$$

En utilisant (4.2) dans (4.8), on obtient (4.7). Ceci complète la démonstration du Lemme 1.  $\square$

### 4.5.2 Système multipoint à point

Dans ce qui suit, nous évaluons de manière analytique les performances du RCSF-RE multipoint à point considéré

Nous désignons par  $T_i^k$ ,  $X_i^k$ , et  $Y_i^k$ , le temps de charge total du condensateur, le temps d'attente total, et le temps de service total, du paquet  $i$  généré par le nœud  $k$  et livré avec succès au puits, respectivement. Par conséquent, le temps d'inter-livraison entre les paquets  $i - 1$  et  $i$  du nœud  $k$ , désigné par  $U_i^k$ , peut s'écrire comme suit

$$U_i^k = T_i^k + X_i^k + Y_i^k, \quad \forall i \in \mathbb{N}^*, \quad \forall k = 1, \dots, N. \quad (4.9)$$

En régime permanent,  $T_i^k$ ,  $X_i^k$  et  $Y_i^k$  sont stochastiquement identiques  $\forall i \in \mathbb{N}^*$  et  $\forall k = 1, \dots, N$ . Ainsi, dans la suite du chapitre, nous désignons  $U_i^k$ ,  $T_i^k$ ,  $X_i^k$  et  $Y_i^k$ , par  $U$ ,  $T$ ,  $X$  et  $Y$ , respectivement. Les deux composantes qui influencent le temps d'inter-livraison sont le temps total passé dans le système ( $X + Y$ ) et le temps total de charge du condensateur  $T$ . Comme on le verra plus loin, le contrôle d'un seul composant est insuffisant pour obtenir de bonnes performances en termes de  $P_v$ . Un faible temps de charge se traduit par des arrivées de paquets très fréquentes dans la file d'attente partagée engendrant un temps d'attente élevé, tandis qu'un temps de charge élevé peut entraîner un faible taux de génération de paquets et ainsi un temps d'attente faible. Donc,  $T$  et  $X$  sont négativement corrélées. Ceci complique les calculs des distributions dans le cas général [101]. En outre, tel que mentionné ci-dessus (Section 4.5.1, démonstration du Théorème 1), les résultats obtenus lorsqu'un même paquet est répétitivement retransmis jusqu'à avoir une transmission réussie demeurent les mêmes lorsqu'un nouveau paquet est généré après chaque échec de transmission.

Motivés par cette observation et afin de rendre possible l'analyse analytique pour le cas multipoint à point, nous allons utiliser la technique de transmission décrite dans la section 4.4.1 dans le reste des analyses analytiques. C'est à dire et tel que décrit dans la section 4.4.1, nous supposons que (i) l'événement qui correspond à la charge complète du condensateur en un intervalle de temps suit un processus de Bernoulli avec une probabilité de succès de  $q$ . et que (ii) lorsqu'une erreur de transmission se produit, le nœud tente de transmettre un nouveau paquet à la prochaine opportunité de transmission.

Pour calculer la distribution du temps d'inter-livraison pour l'RCSF-RE multipoint à point, nous commençons par étudier le temps d'attente. Puis, nous calculons une expression exacte de la distribution du temps d'inter-livraison, notée  $U$ . Par la suite, l'expression de  $P_v$  est donnée. Enfin, une analyse de performance asymptotique est présentée.

## Distribution du temps d'attente

Nous étudions ici la distribution du temps d'attente à travers l'évolution de la file d'attente virtuelle de l'ordonnanceur. Sur la base de notre système décrit dans la section 4.3, le temps d'attente dépend du nombre de nœuds dans le RCSF et du processus d'arrivée d'énergie (qui à son tour influence le temps de charge du condensateur).

Le temps d'attente est égal (en IT) au nombre de nœuds déjà en attente<sup>3</sup>, c'est-à-dire les nœuds qui ont généré des paquets plus tôt et qui n'ont pas encore été servis. Pour le caractériser, nous modélisons l'évolution de la file d'attente de l'ordonnanceur qui contrôle le système multi-nœuds considéré comme une chaîne de Markov discrète (CMD), où chaque état de la file dénote le nombre de nœuds en attente de transmission de leurs paquets (y compris le noeud en cours de service). Soit  $Q$  une variable aléatoire (v.a.) entière représentant le nombre moyen de paquets dans la file d'attente de l'ordonnanceur (y compris le paquet en cours de service). Pour  $N$  nœuds capteurs dans le réseau, nous avons  $Q \in \{0, 1, \dots, N\}$ , puisque chaque source ne peut pas générer un nouveau paquet avant de transmettre le précédent. Ces valeurs de  $Q$  correspondent aux états de la CMD.

**Théorème 10.** *Étant donné  $N$  nœuds dans le RCSF, la matrice de transition  $\mathbf{P} = [P_{ij}]_{(N+1) \times (N+1)}$  de la CMD modélisant la file d'attente de l'ordonnanceur, peut être décrite comme suit*

$$P_{ij} = \begin{cases} \binom{N-i}{j} q^j (1-q)^{N-i-j}, & \forall 0 \leq i \leq N-2, \\ & \text{et } \max(i-1, 0) \leq j \leq N-i \\ 1-q, & (i, j) = (N-1, N-2), \\ q, & (i, j) = (N-1, N-1), \\ 1, & (i, j) = (N, N-1), \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases} \quad (4.10)$$

où  $\sum_{j=0}^N P_{ij} = 1, \forall i \in \{0, \dots, N\}$ .

*Démonstration.* Les probabilités de transition peuvent être obtenues en analysant le comportement des nœuds capteurs et la file d'attente de l'ordonnanceur comme suit.

- Étant donné que l'événement du condensateur chargé est modélisé par BFCP, chaque nœud capteur génère des paquets selon le même processus de Bernoulli avec une moyenne  $q$ , et le nombre de paquets générés à un IT donné suit une distribution binomiale avec des paramètres  $N - i$  et  $q$ , résultant de la somme de variables de

---

3. Le temps d'attente est égal au nombre de nœuds déjà en attente car chaque source ne peut pas générer un nouveau paquet avant de transmettre le précédent.

Bernoulli i.i.d., où  $i$  est l'indice de ligne dans la matrice de transition. Par conséquent, les probabilités de transition de l'état  $i$  à l'état  $j$  sont calculées selon la distribution binomiale, de sorte que  $\sum_{j=0}^N P_{ij} = 1$  est valable pour chaque ligne de la matrice de transition. En partant de l'état (0), tous les états peuvent être atteints en une seule étape (c'est-à-dire en un IT) lorsqu'une ou plusieurs arrivées simultanées de paquets se produisent. Par conséquent,  $P_{0j} > 0, \forall j \in \{0, \dots, N\}$ .

- Le charge de la batterie nécessite au moins un IT. De plus, au plus un paquet par IT est transmis, c'est-à-dire qu'il quitte la file d'attente partagée. Ainsi,  $P_{ij} = 0, \forall i$  et  $\forall j \leq i - 2$ .
- Lorsque la file d'attente de l'ordonnanceur est pleine, c'est-à-dire à partir de l'état  $N$ , seul l'état  $(N - 1)$  est atteignable. En effet, la charge complète du condensateur prend au minimum un IT. En conséquence,  $P_{NN} = 0$  et  $P_{Nj} = 0, \forall j < N - 1$ .

Ceci complète la démonstration du Théorème 10.  $\square$

Étant donné (4.10), il est clair que l'expression exacte de la distribution stationnaire du CMD, désignée par  $\pi = \{\pi_0, \dots, \pi_N\}$  où  $\pi_k = Pr(Q = k), \forall k$ , est très complexe à calculer, en particulier pour les grandes valeurs de  $N$ . Néanmoins, elle peut être obtenue numériquement en utilisant la décomposition propre numérique. Plus précisément, la distribution stationnaire est donnée à l'aide du vecteur propre gauche correspondant à la valeur propre unitaire. Ensuite, la distribution du temps d'attente, désignée par  $g$ , peut être déduite.

### Distribution du temps d'inter-livraison

Nous caractérisons ici le temps d'inter-livraison d'un système multipoint à point en considérant la dynamique du processus d'arrivée d'énergie et la probabilité de réussite / échec de la transmission des données.

**Théorème 11.** *Étant donné un RCSF-RE multipoint à point et un processus de Bernoulli modélisant un condensateur entièrement chargé (Bernoulli fully charged capacitor (BFCP)), la pmf du temps d'inter-livraison est exprimée,  $\forall n \in \mathbb{N}^* \setminus \{1\}$ , par*

$$\Pr(U = n) = (1 - P_e)q \sum_{m=0}^{\hat{m}} (qP_e)^m \sum_{k=\hat{k}}^{n-m-1} \binom{k-1}{m} (1-q)^{k-m-1} \times F_m(n-m-k-1), \quad (4.11)$$

où  $\hat{m} = \max(0, \lfloor \frac{n}{2} - 1 \rfloor)$  est le nombre maximal d'échecs de transmission de données dans une période de  $n$  intervalles de temps,  $\hat{k} = \max(m + 1, n - (m + 1)N)$  est le nombre minimal

d'intervalles de temps consacrés à la récolte d'énergie dans une période de  $n$  intervalles de temps,

$$F_m(n - m - k - 1) = \left( \underbrace{g * \cdots * g}_{m+1 \text{ convolutions}} \right) (n - m - k - 1), \quad (4.12)$$

et  $g(k) = \Pr(X = k)$  est la probabilité d'attendre  $k$  intervalles de temps avant que le paquet d'un capteur soit transmis au puits.

*Démonstration.* Nous commençons par définir les variables aléatoires (v.a.) suivantes :

- $E_i \in \mathbb{N}^*$  indique le nombre de intervalles de temps EH nécessaires pour recharger complètement le condensateur  $B$  d'un noeud capteur après le  $i^{\text{ème}}$  échec de transmission.
- $W_i \in \{0, \dots, N-1\}$  représente le temps d'attente dans la file d'attente partagée pour un paquet après le  $i^{\text{ème}}$  échec de transmission, et excluant le temps de service.
- $M \in \mathbb{N}$  est le nombre d'échecs de transmission survenant après la livraison réussie du paquet le plus récent, c'est-à-dire que le nombre total de tentatives de transmission de données est de  $M + 1$  puisque chaque temps d'inter-livraison se termine par une transmission de données réussie.

Alors, nous avons

$$\begin{aligned} \Pr(U = n) &\stackrel{(a)}{=} \sum_{m=0}^{\hat{m}} \Pr(U = n | M = m) \Pr(M = m) \\ &\stackrel{(b)}{=} \sum_{m=0}^{\hat{m}} \Pr(E_0 + E_1 + \dots + E_m + W_0 + W_1 + \dots + W_m + m + 1 = n) \Pr(M = m), \\ &\stackrel{(c)}{=} \sum_{m=0}^{\hat{m}} \sum_{k=\hat{k}}^{n-m-1} \Pr \left( \sum_{i=0}^m E_i = k \right) \Pr \left( \sum_{i=0}^m W_i = n - m - k - 1 \right) \times \Pr(M = m) \\ &\stackrel{(d)}{=} (1 - P_e) \sum_{m=0}^{\hat{m}} \sum_{k=\hat{k}}^{n-m-1} \binom{k-1}{m} q^{m+1} (1-q)^{k-m-1} \times \Pr \left( \sum_{i=0}^m W_i = n - m - k - 1 \right) (P_e)^m \\ &\stackrel{(e)}{=} (1 - P_e) \sum_{m=0}^{\hat{m}} (P_e)^m q^{m+1} \sum_{k=\hat{k}}^{n-m-1} \binom{k-1}{m} (1-q)^{k-m-1} \times \left( \underbrace{g * \cdots * g}_{m+1 \text{ convolutions}} \right) (n - m - k - 1), \end{aligned}$$

où

- i. L'égalité (a) est obtenue en utilisant la loi de probabilité totale.
- ii. Puisqu'un paquet est toujours transmis (avec ou sans succès) dans un intervalle de temps, nous avons  $Y = m + 1$ . De plus, en utilisant (4.9), et par définition, nous avons  $T = \sum_i E_i$  et  $X = \sum_i W_i$ , alors l'égalité (b) est obtenue.

- iii. L'égalité (c) s'obtient comme suit. Premièrement,  $E_i$  et  $W_i$  sont tous indépendants et stochastiquement identiques à l'état d'équilibre,  $\forall i$ , découlant de la propriété sans mémoire du processus de Bernoulli. Deuxièmement, étant donné qu'après chaque échec de transmission de données, au moins un IT est nécessaire pour recharger complètement le condensateur du nœud capteur, nous avons  $\sum_{i=0}^m E_i \geq m + 1$ . Troisièmement, par définition,  $W_i \in \{0, \dots, N-1\}$ ,  $\forall i = 0, \dots, m$ , donc  $\sum_{i=0}^m W_i \leq (m+1)(N-1)$ . Enfin, en effectuant quelques manipulations mathématiques avec les expressions précédentes, on obtient le terme de sommation indexé sur  $k$ .
- iv. Puisque les  $E_i$  sont stochastiquement identiques en régime permanent,  $\forall i = 0, \dots, m$ , que  $\sum_i E_i$  suit une distribution binomiale négative, et que  $\Pr(M = m) = (1-P_e)(P_e)^m$ , on obtient l'égalité (d).
- v. Enfin, nous obtenons l'égalité (e) en appliquant la formule de la somme des pmf des variables indépendantes  $\sum_{i=0}^m W_i$ .

Ceci complète la démonstration du Théorème 11.  $\square$

Comme  $E_i$  et  $W_i$  sont stochastiquement identiques à l'état d'équilibre, ils seront désignés dans le reste du chapitre par  $E$  et  $W$ , respectivement.

**Lemme 5.** *Étant donné un RCSF multi-nœuds et un BFCP, la probabilité de violation du temps d'inter-livraison,  $P_v$ , est donnée par*

$$P_v = 1 - (1 - P_e)q \sum_{n=2}^{U_{\max}} \sum_{m=0}^{\hat{m}} (qP_e)^m \times \sum_{k=\hat{k}}^{n-m-1} \binom{k-1}{m} (1-q)^{k-m-1} F_m(n-m-k-1), \quad (4.13)$$

où  $\hat{m}$  et  $\hat{k}$  sont définis dans le Théorème 11.

*Démonstration.* En utilisant la distribution du temps d'inter-livraison,  $P_v$  peut s'écrire comme suit

$$P_v = 1 - \sum_{n=2}^{U_{\max}} \Pr(U = n). \quad (4.14)$$

En substituant (4.11) dans (4.14), on obtient (4.13). Ceci complète la démonstration du Lemme 5.  $\square$

Comme le montre le lemme 1, l'expression de la probabilité de violation comprend à la fois le modèle physique et le processus où le premier est modélisé par la probabilité d'erreur de transmission de paquets  $P_e$ , définie par (4.1), tandis que le second est exprimé par  $q$ , défini

comme la probabilité d'atteindre une quantité d'énergie cible  $B$  dans un intervalle de temps. Par conséquent, la taille optimale du condensateur peut être exprimée comme suit

$$B^* = \underset{B>0}{\operatorname{argmin}} P_v. \quad (4.15)$$

Étant donné (4.13), l'obtention de la solution optimale exacte du problème d'optimisation (4.15) est irréalisable [45]. Le problème d'optimisation (4.15) peut être résolu numériquement pour trouver le  $B^*$  optimal (par exemple, en utilisant *fminsearch* dans MATLAB).

#### 4.5.3 Analyse de performance asymptotique

Nous étudions ici le temps d'inter-livraison moyen et le temps d'attente moyen du RCSR multipoint à point, notés respectivement  $\bar{U}$  et  $\bar{W}$ , ainsi que la probabilité de violation  $P_v$  pour des scénarios spécifiques, à savoir le “temps de charge du condensateur court” et le “temps de charge du condensateur long”. Notez que cette analyse est valable pour la technique de transmission présentée à la section 4.4.1.

##### Temps de charge du condensateur court ( $q \rightarrow 1$ )

Lorsque la charge complète du condensateur prend exactement un IT, c'est-à-dire  $q = 1$ , le fonctionnement du schéma devient prévisible puisque les temps d'attente et de charge sont maintenant déterministes. Par conséquent, une limite sur la probabilité de violation peut être obtenue.

**Corollaire 11.1.** *Pour un BFCP avec  $q \rightarrow 1$ ,  $\bar{U}$ ,  $\bar{W}$  et  $P_v$  sont donnés par*

$$\lim_{q \rightarrow 1} \bar{W} = \begin{cases} 0, & \text{si } N = 1 \\ N - 2, & \text{si } N > 1, \end{cases} \quad (4.16)$$

$$\lim_{q \rightarrow 1} \bar{U} = \begin{cases} 2 \left(1 + \frac{P_e}{1-P_e}\right), & \text{si } N = 1 \\ N \left(1 + \frac{P_e}{1-P_e}\right), & \text{si } N > 1, \end{cases} \quad (4.17)$$

$$\lim_{q \rightarrow 1} P_v = \begin{cases} (P_e)^{\lfloor \frac{U_{\max}}{2} \rfloor}, & \text{si } N = 1 \\ (P_e)^{\lfloor \frac{U_{\max}}{N} \rfloor}, & \text{si } N > 1. \end{cases} \quad (4.18)$$

*Démonstration.* Lorsque  $q \rightarrow 1$ , la longueur de la file d'attente de l'ordonnanceur atteint son maximum. Cela correspond aussi à l'état d'équilibre. En effet, à la fin d'un IT donné, au plus  $N - 1$  paquets peuvent être présents dans la file d'attente puisqu'un paquet est servi à chaque IT et que le condensateur prend  $\frac{1}{q}$  IT pour être complètement chargé ( $0 < q \leq 1$ ).

Par conséquent, un paquet attendra au maximum  $N - \frac{1}{q} - 1$  intervalles de temps avant d'être transmis. En d'autres termes,  $\Pr(W = N - \frac{1}{q} - 1) \simeq 1$ , où  $\frac{1}{q}$  désigne le temps moyen passé à récolter de l'énergie avant qu'un nouveau paquet n'arrive dans la file d'attente partagée. Par conséquent, lorsque  $q \rightarrow 1$ , le temps d'attente  $W$  est quasi-stable et est égal à  $N - 2$  car le caractère aléatoire du processus d'arrivée d'énergie a un impact négligeable, et le processus de transmission devient prévisible. Notons qu'une tentative de transmission dure un IT et que le temps d'attente est connu, les valeurs du temps d'inter-livraison sont des multiples entiers de  $N$ , c'est-à-dire que  $U = (m + 1)N, \forall m \in \mathbb{N}$ . En conséquence,

$$\begin{aligned}\lim_{q \rightarrow 1} \bar{U} &= \lim_{q \rightarrow 1} \sum_{n=2}^{\infty} n \Pr(U = n) \\ &= N(1 - P_e) \sum_{m=0}^{\infty} (m + 1)(P_e)^m = N \left( 1 + \frac{P_e}{1 - P_e} \right),\end{aligned}$$

et

$$\begin{aligned}\lim_{q \rightarrow 1} P_v &= 1 - (1 - P_e) \sum_{n=2}^{U_{\max}} (P_e)^{\lfloor \frac{n}{N} \rfloor - 1} \\ &= 1 - (1 - P_e) \sum_{m=0}^{\lfloor \frac{U_{\max}}{N} \rfloor - 1} (P_e)^m \\ &= (P_e)^{\lfloor \frac{U_{\max}}{N} \rfloor}.\end{aligned}$$

Les résultats pour  $N = 1$  sont triviaux puisqu'il n'y a pas de temps d'attente (cela correspond à  $n - m - k - 1 = 0$  dans (4.13)). Ceci complète la démonstration du Corollaire 11.1.  $\square$

Selon (4.17), la borne inférieure asymptotique du temps d'inter-livraison moyen est indépendante de la distribution d'arrivée d'énergie, en raison de la nature prévisible de  $W$  et  $E$  pour  $q \rightarrow 1$ . Dans ce cas,  $\bar{U}$  est principalement dominé par la probabilité d'erreur de transmission  $P_e$ . Il est à noter que cette borne est valable pour un processus d'arrivée déterministe, où le temps nécessaire pour charger complètement le condensateur est un nombre d'IT connu et constant au cours du temps. De plus, si  $U_{\max} = N$ , nous obtenons  $P_v = P_e$  dans (4.18). Cela signifie que la probabilité de violation est totalement dominée par la probabilité d'erreur de transmission dans ce cas.

### Temps de charge du condensateur long ( $q \rightarrow 0$ )

Le fait que  $q$  converge vers 0 équivaut à choisir une taille de condensateur très grande, c'est-à-dire  $B \gg 1$ . Dans ces conditions, nous déterminons  $\bar{W}$ ,  $\bar{U}$  et  $P_v$ .

**Corollaire 11.2.** Étant donné un BFCP avec  $q \rightarrow 0$ ,  $\bar{W}$ ,  $\bar{U}$ , et  $P_v$ , sont exprimés par

$$\lim_{q \rightarrow 0} \bar{W} = 0. \quad (4.19)$$

$$\lim_{q \rightarrow 0} \bar{U} = q^{-1}. \quad (4.20)$$

$$\lim_{q \rightarrow 0} P_v = 1. \quad (4.21)$$

*Démonstration.* Lorsque  $q \rightarrow 0$ , le taux d'arrivée des paquets dans la file d'attente devient très faible en raison du long temps de charge du condensateur. Par conséquent, la file d'attente de l'ordonnanceur est vide à la fin de chaque intervalle de temps. Par conséquent,  $\bar{W} = 0$  et  $\bar{U} = q^{-1}$ . Ceci conclut la démonstration du corollaire 11.2.  $\square$

Contrairement au corollaire 11.1, le corollaire 11.2 montre que  $\bar{W}$ ,  $\bar{U}$  et  $P_v$  sont indépendants de la probabilité d'erreur de transmission  $P_e$ . En effet, avec  $q \rightarrow 0$ ,  $B \gg 1$  implique  $P_t \gg 1$  et la transmission réussie des données est boostée. Cependant, le temps nécessaire pour charger la batterie  $E$  devient plus long ( $\rightarrow \infty$ ). Dans ce cas,  $\bar{U}$  est dominé par le temps de charge plutôt que par la probabilité d'erreur de transmission  $P_e$ . De plus, avec  $E \gg N$ , le temps d'attente moyen  $\bar{W}$  converge vers 0. Enfin, de grands  $E \geq U_{\max}$  provoqueront inévitablement des violations permanentes, donc  $P_v$  tend vers 1.

## 4.6 Résultats numériques

Dans cette section, nous évaluons les performances du RCSF multi-nœuds activé par EH, en termes de  $P_v$ . Nous supposons que le canal entre un capteur et le puits suit un processus de Rayleigh complexe avec une moyenne nulle et une variance unitaire. Ainsi, le SNR reçu moyen est exprimé par  $\bar{\gamma} = \frac{P_t}{d^\beta \sigma^2} = \frac{B}{\tau d^\beta \sigma^2}$ . Nous supposons également que la durée d'un IT est  $\tau = 5$  ms [145] et que la quantité moyenne d'énergie récoltée par IT est  $\rho = 50$  nJ [146]. Sauf mention contraire,  $\rho = 50$  nJ et  $U_{\max} = 45$  IT. Nous fixons la distance entre tout nœud capteur et le puits à  $d = 90$  m, l'exposant d'atténuation de propagation pour les liaisons sans fil à  $\beta = 3$  et la variance du bruit à  $\sigma^2 = -100$  dBm [141]. Les résultats de la simulation sont moyennés sur une période de  $10^8$  IT.

### 4.6.1 Système avec retransmission et une arrivée d'énergie EEAP

Nous présentons ici les résultats numériques obtenus considérant la technique avec retransmission et un processus d'arrivée d'énergie EEAP (la quantité d'énergie récolté par IT suit une distribution exponentielle) (voir Section 4.4.2).

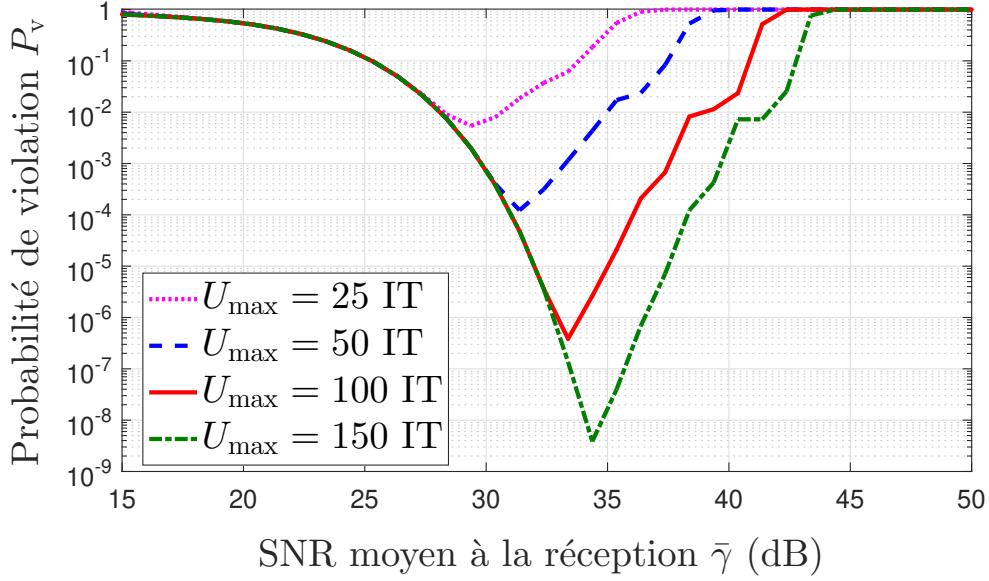


Figure 4.3 Impact de  $U_{\max}$  sur  $P_v$  ( $\gamma_0 = 20$  dB)

La figure 4.3 montre la performance de la probabilité de violation  $P_v$  en fonction du SNR reçu moyen  $\bar{\gamma}$ , pour plusieurs valeurs de  $U_{\max}$ . Lorsque  $\bar{\gamma}$  augmente,  $P_v$  s'améliore jusqu'à atteindre une valeur minimale, correspondant par exemple à  $\bar{\gamma} = 33, 37$  dB pour  $U_{\max} = 100$  IT. Ce point correspond à la taille optimale du condensateur qui doit être utilisée pour ce système. Cette dernière peut être obtenue comme  $B = \bar{\gamma}\tau\Gamma d^\beta\sigma^2$ . Au-delà de cette valeur,  $P_v$  se dégrade. Cela est dû à des temps de charge plus longs qui peuvent entraîner des violations de  $U_{\max}$ . De même, la valeur optimale de  $\bar{\gamma}$  augmente avec  $U_{\max}$ , et  $P_v$  s'améliore. En effet, avec une  $U_{\max}$  plus élevée, le système favorise la récolte de plus d'énergie pour améliorer ses transmissions, sans violer  $U_{\max}$ . Ces résultats illustrent un compromis : d'une part, un petit condensateur se charge rapidement et, par conséquent, les mises à jour sont envoyées plus fréquemment pour minimiser  $P_v$ , sous la menace d'un échec de réception dû à l'évanouissement du canal. D'autre part, un condensateur de grande taille augmente la puissance de transmission et le taux de réception réussie par le récepteur, mais risque de violer  $U_{\max}$  en raison des longs temps de recharge.

La Figure 4.4 présente la performance de  $P_v$  en fonction de  $\bar{\gamma}$ , pour différentes valeurs de  $\gamma_0$ . Les formes des courbes sont similaires à celles de la Figure 4.3, où une valeur optimale de  $\bar{\gamma}$

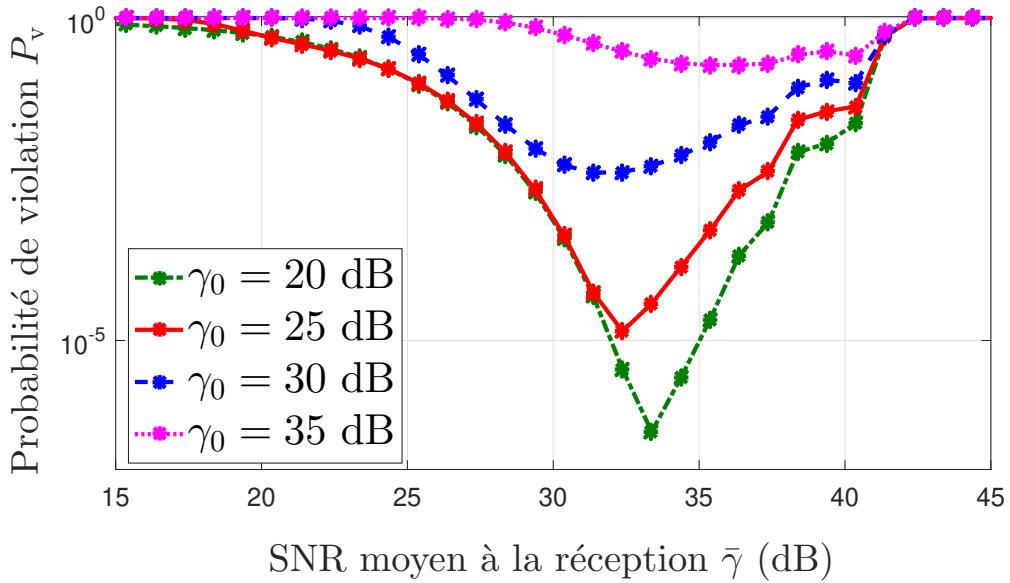


Figure 4.4 Impact de  $\gamma_0$  sur  $P_v$  ( $U_{\max} = 100$  IT)

minimise  $P_v$ . De même, lorsque  $\gamma_0$  augmente,  $P_v$  augmente et la valeur optimale de  $\bar{\gamma}$  diminue jusqu'à  $\bar{\gamma} = 30$  dB, puis la valeur optimale de  $\bar{\gamma}$  augmente lorsque  $\gamma_0 = 35$  dB. Parallèlement,  $P_v$  se dégrade avec  $\gamma_0$ .

Ce phénomène peut être expliqué plus en détail dans la Figure 4.5. Lorsque  $\gamma_0$  se rapproche de 30 dB, la  $\bar{\gamma}$  optimale diminue, c'est-à-dire que le système vise à raccourcir son temps de charge et à tenter plus de transmissions afin de respecter  $U_{\max}$ . Cependant, lorsque  $\gamma_0$  dépasse 30 dB, le  $\bar{\gamma}$  optimal augmente, c'est-à-dire que le système préfère accumuler plus d'énergie pour réussir des transmissions sporadiques, plutôt que d'accumuler moins d'énergie et subir des échecs de transmission fréquents. Comme on peut le constater,  $P_v$  se dégrade lentement pour  $\gamma_0 \leq 30$  dB, puis rapidement lorsque  $\gamma_0 > 30$  dB.

D'après les figures 4.3-4.5,  $\gamma_0$   $U_{\max}$  ont un impact sur la probabilité de violation dans le système à un nœud (point à point). Sans perte de généralité, cette conclusion est également valable pour le système multi-nœuds.

Dans la Figure 4.6, le temps d'attente moyen dans la file d'attente, noté  $\bar{W}$ , est évalué en fonction de  $N$ . Pour chaque valeur de  $N$ , nous distinguons trois régimes : 1)  $\bar{\gamma}$  faible,  $\bar{W}$

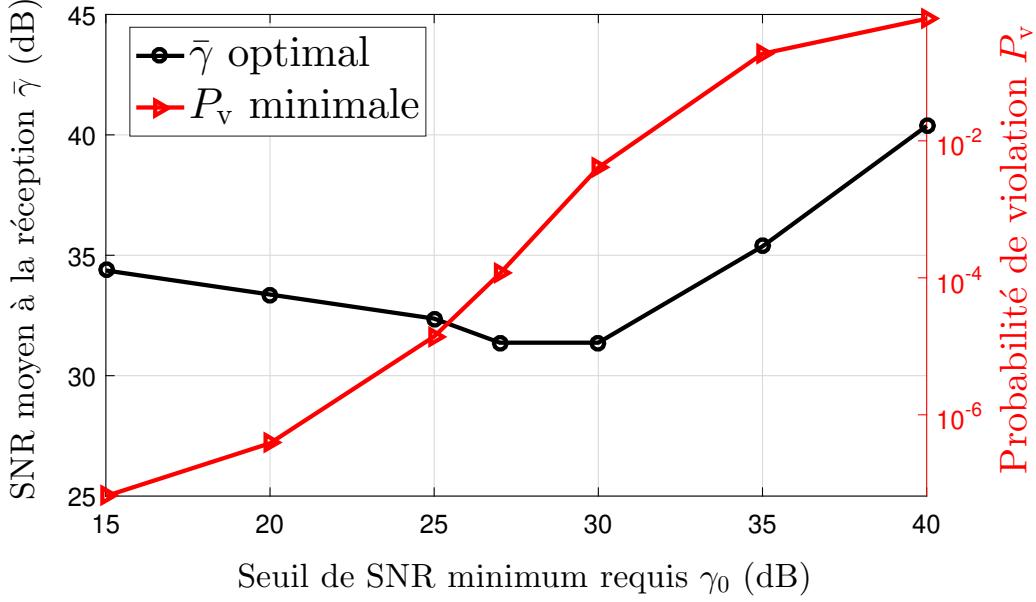


Figure 4.5 Impact de  $\gamma_0$  sur  $\bar{\gamma}$  et  $P_v$  ( $U_{\max} = 100$  IT)

diminue lentement, 2)  $\bar{\gamma}$  moyen,  $\bar{W}$  diminue rapidement, 3)  $\bar{\gamma}$  élevé,  $\bar{W}$  est stable et très proche de 0. En régime de  $\bar{\gamma}$  faible, la file d'attente est rapidement remplie par les paquets de données des capteurs, ce qui provoque un long temps d'attente. En régime de  $\bar{\gamma}$  moyen, certains capteurs doivent attendre plus longtemps pour charger leur condensateur avant de transmettre. Par conséquent, un plus petit nombre de paquets de données est en attente dans la file d'attente. En régime  $\bar{\gamma}$  élevé, les temps de charge sont très longs pour les capteurs. Par conséquent, la file d'attente est presque vide et le temps d'attente est proche de 0. Notez que  $\bar{W}$  est indépendant de  $\gamma_0$  et de  $U_{\max}$  puisque le système ne prend pas en compte la retransmission des paquets. De plus,  $\bar{W}$  dépend du nombre de noeuds capteurs  $N$ . En effet,  $\bar{W}$  augmente avec  $N$ , tandis que la convergence vers  $\bar{W} \approx 0$  avec  $\bar{\gamma}$  devient plus lente.

La figure 4.7 illustre  $P_v$  en fonction de  $\bar{\gamma}$  pour différentes valeurs de  $N$ . Comme pour le système à un noeud, on peut obtenir une taille de condensateur optimale, c'est-à-dire équivalente à  $\bar{\gamma}$ , pour laquelle  $P_v$  est minimisée. En plus de  $\gamma_0$  et de  $U_{\max}$ , la taille optimale du condensateur dépend de  $N$ . Lorsque ce dernier augmente, le point optimal, correspondant à la meilleure performance de  $P_v$ , glisse vers une valeur plus grande lorsque  $N \leq 50$ , puis, vers des valeurs plus petites, pour  $N = 90$  et  $N = 95$ . En effet, pour de petits  $N$ , le système opte pour une taille de condensateur plus importante, améliorant ainsi la qualité des transmissions. Par

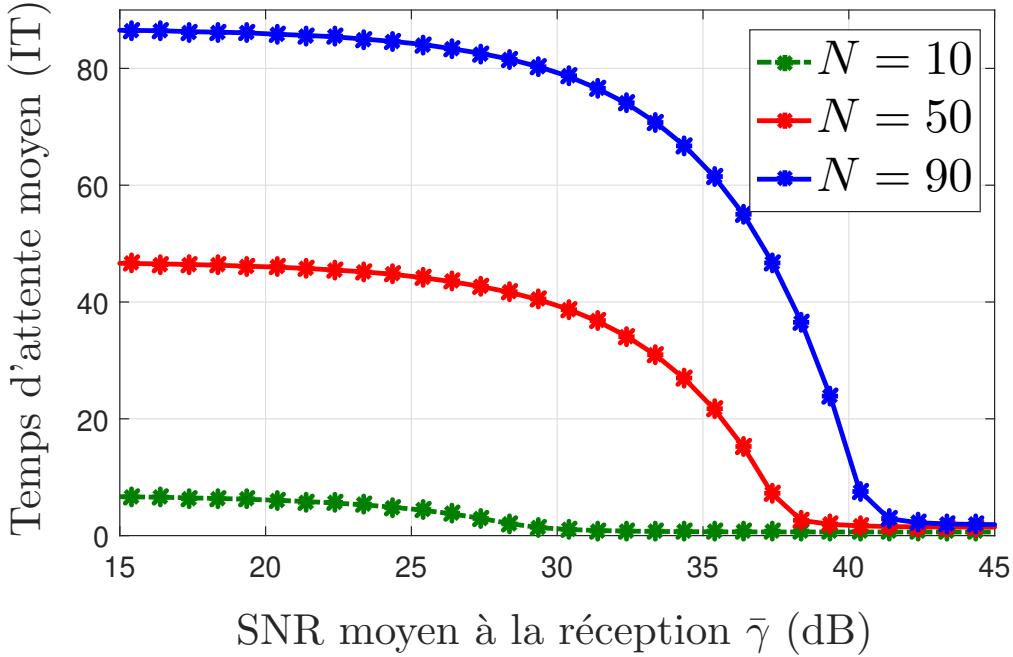
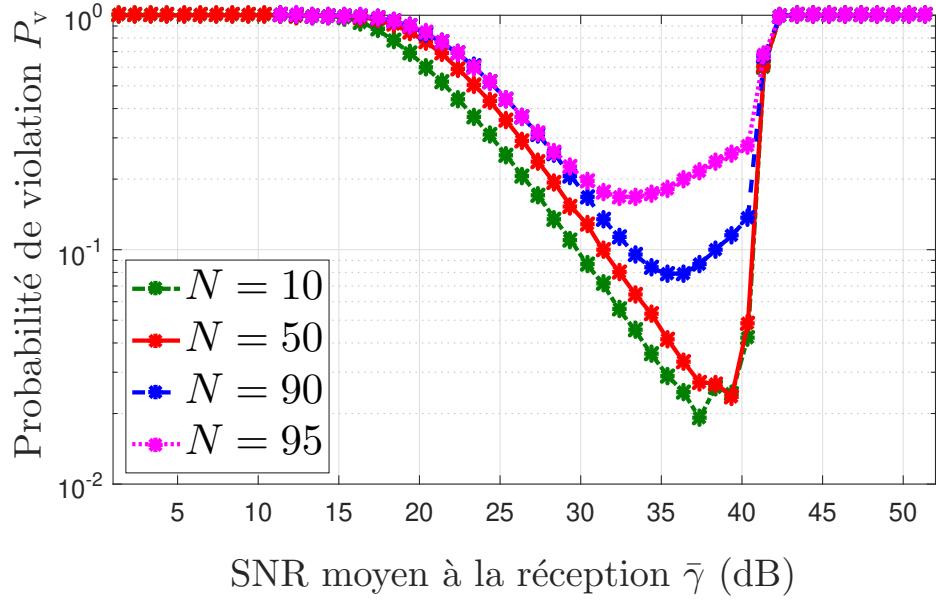
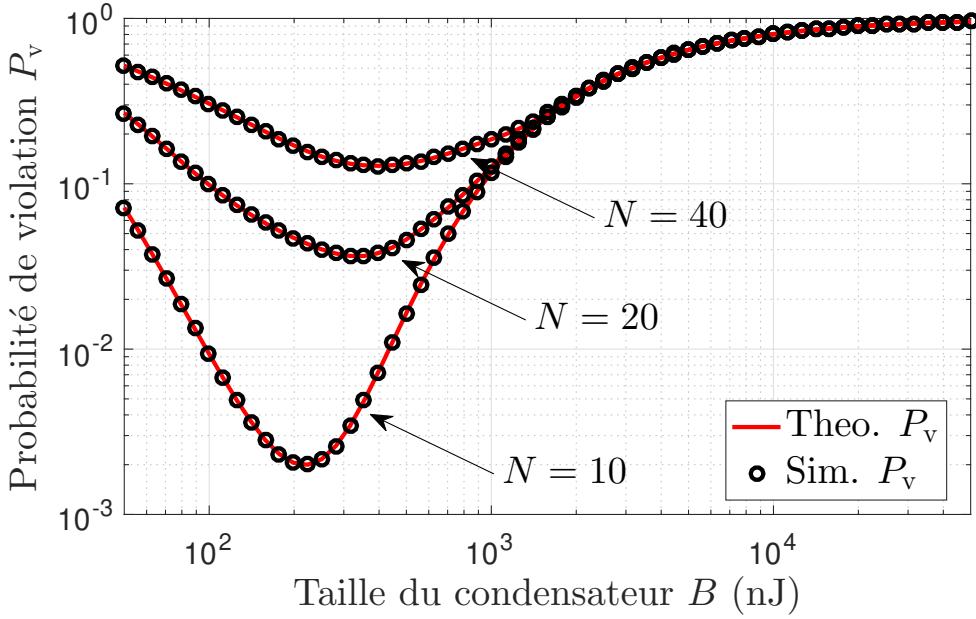


Figure 4.6 Temps d'attente moyen vs.  $\bar{\gamma}$  ( $\gamma_0 = 20$  dB,  $U_{\max} = 100$  IT)

contre, pour des  $N$  plus grands, la taille du condensateur est plus petite, et le système tente d'augmenter le nombre de transmissions des nœuds capteurs dans le temps.

#### 4.6.2 Système sans retransmission et une arrivée d'énergie BFCP

Nous présentons ici les résultats analytiques et de simulation obtenus considérant la technique de transmission sans retransmission et un processus d'arrivée d'énergie BFCP (voir Section 4.4.1). La figure 4.8 compare les résultats analytiques et de simulation de  $P_v$  en fonction de  $B$  pour différents nombres de nœuds capteurs  $N$ . Comme on peut le voir, les résultats analytiques du Lemma 5 sont en parfait accord avec les résultats de simulation. De toute évidence, lorsque  $B$  augmente,  $P_v$  s'améliore jusqu'à atteindre une valeur minimale. Cela correspond à  $B^*$  tel que défini dans (4.15). Si  $B$  dépasse  $B^*$ ,  $P_v$  se dégrade. En effet, une taille de condensateur plus importante entraîne des temps de charge plus longs et augmente le risque de violer le temps maximal inter-livraison  $U_{\max}$ . De plus, lorsque  $N$  augmente,  $P_v$  se dégrade en raison d'un plus grand nombre de paquets à collecter et à mettre en file d'attente pour la transmission, ce qui entraîne un temps d'attente plus long. Dans les figures suivantes, nous ne présentons que les résultats analytiques. Sur la Figure 4.9, la valeur optimale de  $P_v$  est tracée en fonction de  $q$  pour différents  $\gamma_0$  et  $\rho$ . Pour un  $\gamma_0$  donné, le  $P_v$  optimale s'améliore

Figure 4.7  $P_v$  vs.  $\bar{\gamma}$  ( $\gamma_0 = 20$  dB,  $U_{\max} = 100$  IT)Figure 4.8  $P_v$  vs.  $B$  pour différentes valeurs de  $N$  ( $U_{\max} = 45$  IT,  $\gamma_0 = 20$  dB et  $\rho = 50$  nJ)

avec l'augmentation du  $\rho$ . En effet, une plus grande valeur de  $\rho$  signifie qu'une plus grande quantité d'énergie est capturée au cours de chaque IT, ce qui permet d'augmenter les chances de réussite rapide de la transmission. Selon le corollaire 11.1,  $\lim_{q \rightarrow 1} P_v = P_e^{\lfloor \frac{U_{\max}}{N} \rfloor}$  est dominé par

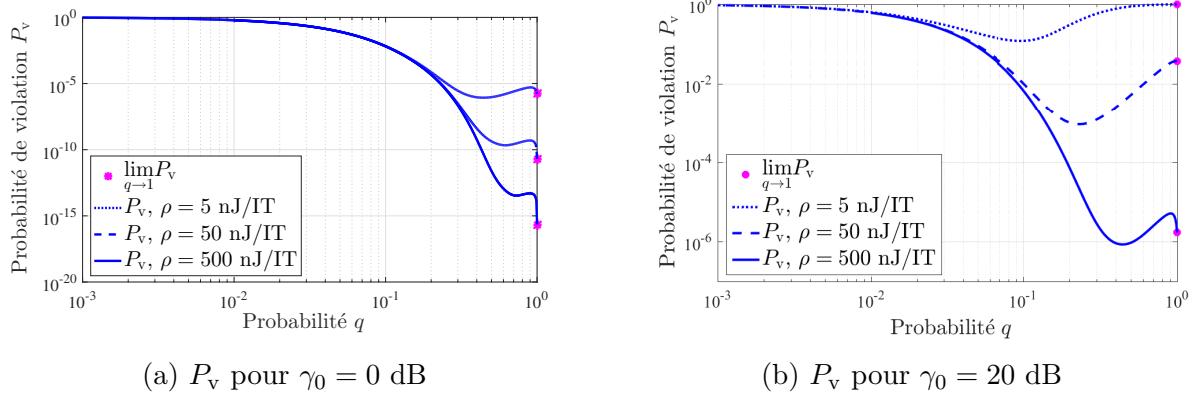


Figure 4.9  $P_v$  pour  $\gamma_0 \in \{0, 20\}$  dB et différentes valeurs de  $\rho$  ( $N = 10$  et  $U_{\max} = 50$  IT)

$P_e$ . Lorsque  $N$  et  $\gamma_0$  sont fixes,  $P_e$  est dominé par  $\rho$ . Pour des valeurs élevées de  $\rho$ , tant  $P_e$  que  $P_v$  sont proches de 0, par la suite  $B^* = \operatorname{argmin}(P_v)$  correspond à un point non-différenciable de  $P_v$  (où  $q = 1$ ) et  $B^* = \rho$ . Lorsque  $\rho$  est petit,  $\lim_{q \rightarrow 1} P_v$  est proche de 1. Étant donné la forme quasi-convexe de  $P_v$ , la taille optimale du condensateur  $B^*$  correspond au minimum global.

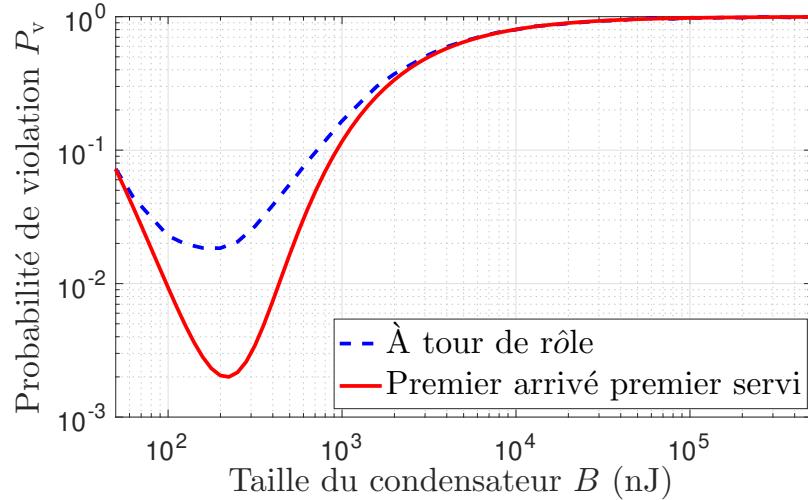


Figure 4.10 Comparaison des politiques d'ordonnancement PAPS et à tour de rôle en termes de  $P_v$  ( $N = 10$ ,  $U_{\max} = 45$  IT,  $\rho = 50$  nJ, et  $\gamma_0 = 20$  dB)

La Figure 4.10 compare  $P_v$  en fonction de  $B$  pour différentes politiques de service. PAPS surpasse la politique à tour de rôle pour des tailles de condensateurs faibles. Ceci est dû à la nature cyclique de la politique de service à tour de rôle. En effet, si un capteur manque son tour dans un cycle donné à cause d'un manque d'énergie, il doit attendre le cycle suivant

pour pouvoir accéder au canal. Alors que des performances similaires sont observées pour les grandes tailles de condensateurs, l'utilisation de PAPS est plus rentable que la politique à tour de rôle en termes de probabilité de violation pour les petites tailles de condensateurs. De plus, la valeur optimale de  $B$  minimisant  $P_v$  est très proche pour PAPS et la politique à tour de rôle. Ainsi, l'analyse réalisée pour PAPS peut servir de ligne directrice pour calculer les performances de la politique de d'ordonnancement à tour de rôle ou d'une autre politique de service.

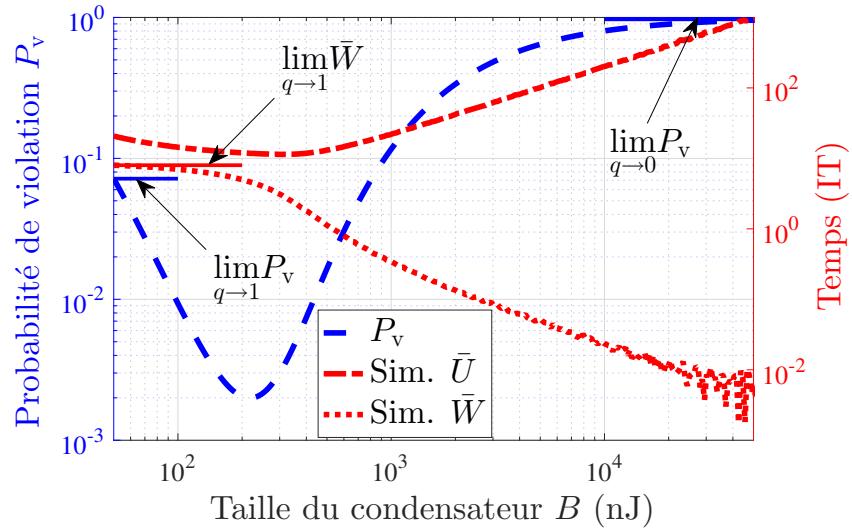


Figure 4.11  $\bar{W}$  et  $\bar{U}$  vs.  $B$  ( $N = 10$ ,  $U_{\max} = 45$  IT,  $\gamma_0 = 20$  dB, et  $\rho = 50$  nJ)

La figure 4.11 illustre le temps d'attente moyen  $\bar{W}$ , le temps moyen entre les livraisons  $\bar{U}$ , la probabilité de violation associée  $P_v$ , et leurs limites asymptotiques, en fonction de  $B$ . Pour  $B \simeq 50$  nJ, c'est-à-dire  $q \simeq 1$ , tant  $\bar{U}$  que  $P_v$  se rapprochent de leurs limites supérieures définies dans le Corollaire 11.1. Lorsque  $B$  augmente, c'est-à-dire que  $q$  diminue,  $\bar{W}$  diminue et  $P_v$  augmente de façon monotone jusqu'à atteindre leurs limites supérieures définies dans le Corollaire 11.2. De plus, nous remarquons que  $B^*$  qui minimise  $P_v$  est différent de celui qui atteint le  $\bar{U}$  minimum. Cela montre l'importance de souligner la différence entre la livraison régulière des paquets dans un délai maximum autorisé, c'est-à-dire  $U_{\max}$ , et la minimisation du délai moyen entre les livraisons. En effet, une exigence de délai moyen minimum entre les livraisons peut être satisfaite même si  $U_{\max}$  est occasionnellement dépassé. Dans la Figure 4.12, nous présentons le comportement des optimaux  $P_v$ ,  $P_e$ ,  $q$ , et  $B^*$ , en tant que fonctions de  $U_{\max}$  à faible  $\gamma_0$  (c'est-à-dire,  $\gamma_0 = 0$  dB). Tout d'abord, nous voyons que  $B^*$  suit une forme en dents de scie. En effet, lorsque  $U_{\max} = kN$ ,  $\forall k \in \mathbb{N}^*$ ,  $B^*$  diminue jusqu'à atteindre la valeur  $\rho$ , puis augmente lorsque  $U_{\max}$  devient plus grand. Ceci peut être expliqué comme suit. Lorsque

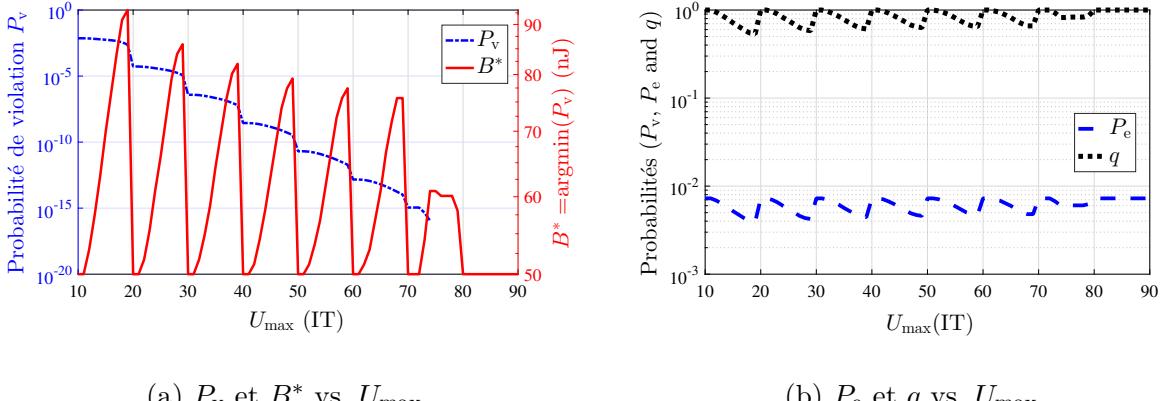


Figure 4.12 Impact de  $U_{\max}$  sur  $B^*$ ,  $P_v$  optimale ,  $P_e$ , et  $q$  ( $N = 10$ ,  $\gamma_0 = 0$  dB et  $\rho = 50$  nJ)

$kN \leq U_{\max} \leq (k+1)N$ , le système maximise  $B^*$  afin de diminuer  $P_e$  puisque l'écart  $U_{\max} - N$  est petit et ne permet pas plus de tentatives de transmission pour chaque noeud. Dans ce cas, les violations sont dominées par  $P_e$ . Lorsque  $U_{\max} = kN$ , chaque noeud a exactement  $k = \frac{U_{\max}}{N}$  tentatives de transmission, ce qui conduit le système à réduire la puissance de transmission, c'est-à-dire  $B^*$ . Lorsque  $U_{\max}$  devient très grand, le nombre de tentatives de transmission  $\frac{U_{\max}}{N}$  converge vers  $\infty$ , et donc  $B^*$  se stabilise à la valeur  $\rho$ , atteignant  $P_v = 0$ . En conséquence, la valeur optimale de  $P_v$  suit un comportement en dents de scie, où des bonds d'amélioration sont réalisés lorsque  $U_{\max} = kN$ ,  $\forall k \in \mathbb{N}^*$ . Enfin, tant  $q$  que  $P_e$  ont un comportement similaire en dents de scie au début, puis se stabilisent à des  $U_{\max}$  élevés. En effet,  $q$  converge vers 1, tandis que  $P_e$  converge vers  $1 - \exp\left(-\frac{d^\beta \sigma^2 \gamma_0}{\rho}\right)$ . Nous montrons sur la

Figure 4.13 les mêmes mesures de performance que sur la Figure 4.12, mais pour un régime de SNR élevé (c'est-à-dire,  $\gamma_0 = 20$  dB). À mesure que  $U_{\max}$  augmente, le système sélectionne une quantité d'énergie inférieure  $B^*$  pour transmettre les mises à jour d'état, favorisant ainsi un plus grand nombre de tentatives de transmission dans les limites de  $U_{\max}$ , et réduisant par la suite la valeur optimale de  $P_v$ . En raison de la convergence de  $B^*$  avec l'augmentation de  $U_{\max}$ , les valeurs constantes de  $q$  et de  $P_e$  se stabilisent respectivement à  $\frac{\rho}{B^*} = 0,235$  et  $P_e = 0,15$ . La Figure 4.14 illustre l'impact de  $\gamma_0$  sur  $B^*$ ,  $q$ ,  $P_e$ , et  $P_v$ . Lorsque  $\gamma_0$  devient plus élevé, une condition de transmission stricte est imposée. En réaction, le système choisit un  $B^*$  plus élevé afin d'améliorer la réussite de la transmission des mises à jour de données. Cependant, cela entraîne une baisse de la probabilité  $q$ , ce qui dégrade les performances de  $P_e$  et de  $P_v$ . Les figures 4.15–4.16 illustrent l'impact du nombre de noeuds  $N$  pour le régime de faible SNR ( $\gamma_0 = 0$  dB) et le régime de SNR élevé ( $\gamma_0 = 20$  dB), respectivement. À faible SNR, on observe un comportement du système similaire à celui de la Figure 4.12. En effet,  $B^*$

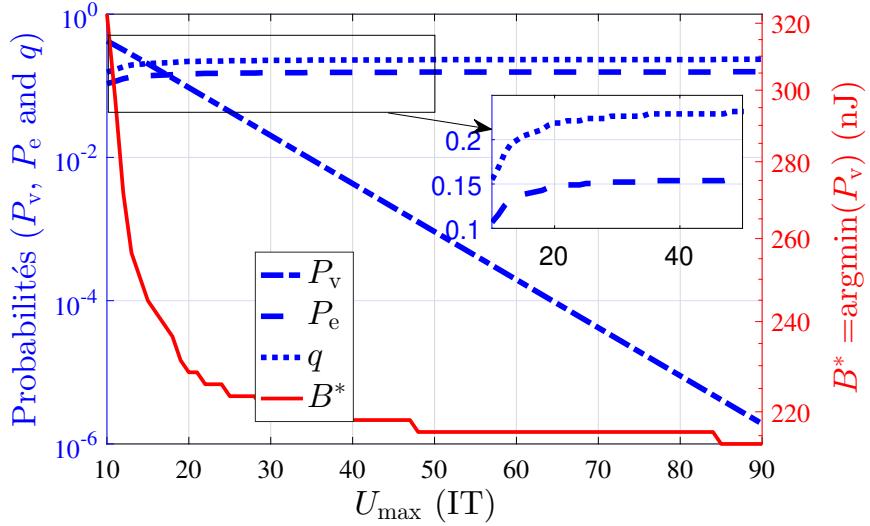


Figure 4.13  $B^*$ ,  $P_v$  optimale,  $P_e$ , et  $q$  vs.  $U_{\max}$  ( $N = 10$ ,  $\gamma_0 = 20$  dB, et  $\rho = 50$  nJ)

suit une forme en dents de scie où la valeur la plus faible de  $B^*$  est obtenue lorsque  $N = \frac{U_{\max}}{k}$ ,  $\forall k \in \mathbb{N}^*$ . De même,  $P_v$  suit un comportement similaire à celui d'une progression, où des sauts d'amélioration sont obtenus pour  $N = \frac{U_{\max}}{k}$ ,  $\forall k \in \mathbb{N}^*$ . Enfin,  $q$  et  $P_e$  ont un comportement similaire à celui de la figure 4.12. Pour un SNR élevé (c'est-à-dire la figure 4.16),  $B^*$  augmente jusqu'à  $N = 28$ . En effet, jusqu'à ce nombre de noeuds,  $U_{\max}$  est suffisamment grand pour tolérer de récolter plus d'énergie de transmission et donc d'améliorer  $P_e$ . Néanmoins, au-delà de cette valeur,  $B^*$  est réduit afin de permettre à chaque noeud d'accéder au canal au moins une fois pour transmettre ses données détectées. Lorsque  $N$  devient très proche de  $U_{\max}$ , le système préfère augmenter  $B^*$ , donc  $q$  et  $P_e$  sont réduits, puis  $P_v$  est amélioré en raison de la dominance de  $P_e$  dans celui-ci.

La Figure 4.17 montre l'impact du taux d'arrivée d'énergie  $\rho$ .  $B^*$  augmente proportionnellement à  $\rho$ , ce qui favorise la transmission réussie des données dès la première tentative. Par conséquent,  $P_e$  et  $P_v$  sont améliorés et  $q$  est augmenté.

## 4.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié la distribution du temps d'inter-livraison et le problème de minimisation de la probabilité de violation du temps d'inter-livraison pour les systèmes RCSR-RE multipoint à point, où la non fiabilité du canal sans fil et le caractère aléatoire de l'énergie sont pris en compte. Par conséquent, l'expression exacte de la probabilité de violation est calculée, et sa relation avec la taille du condensateur et la probabilité d'erreur

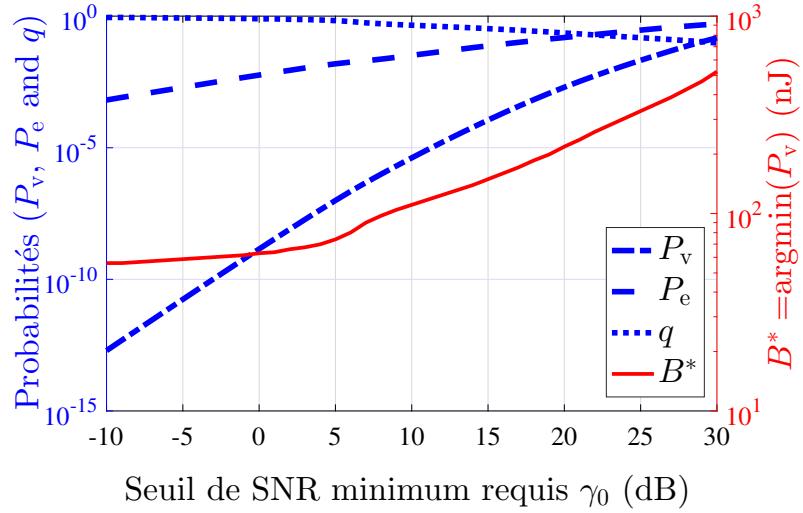


Figure 4.14  $B^*$ ,  $P_v$  optimale,  $P_e$ , et  $q$ , pour différentes valeurs de  $\gamma_0$  ( $N = 10$ ,  $U_{\max} = 45$  IT, et  $\rho = 50$  nJ)

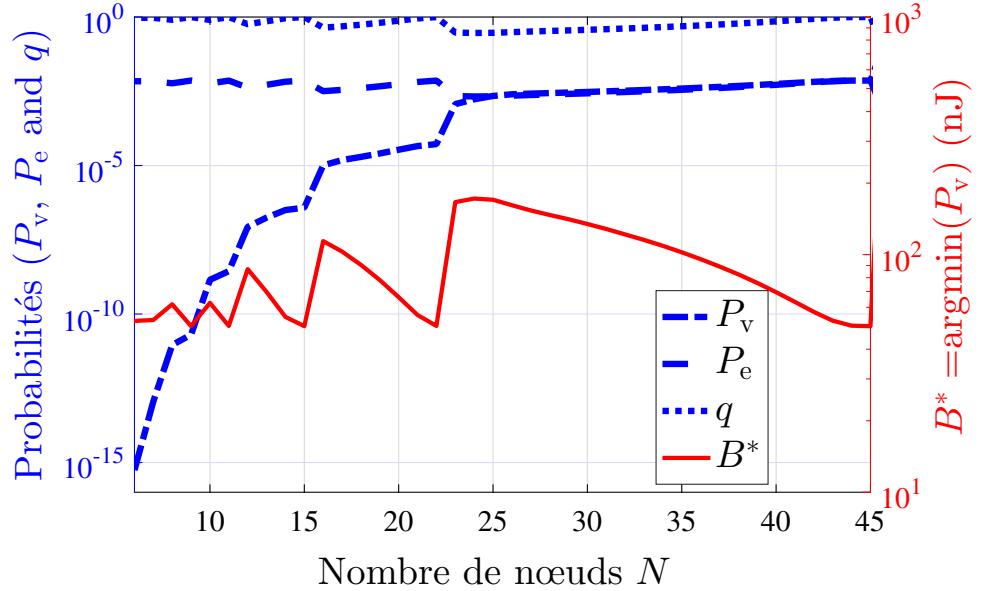


Figure 4.15  $B^*$ ,  $P_v$  optimale,  $P_e$ , et  $q$ , pour différentes valeurs de  $N$  ( $\gamma_0 = 0$  dB,  $U_{\max} = 45$  IT, et  $\rho = 50$  nJ)

de transmission est établie. Grâce à des résultats analytiques et de simulation, nous avons révélé l'existence d'une taille de condensateur optimale qui minimise la probabilité de violation. Cette taille optimale de batterie est le résultat d'un compromis entre deux enjeux

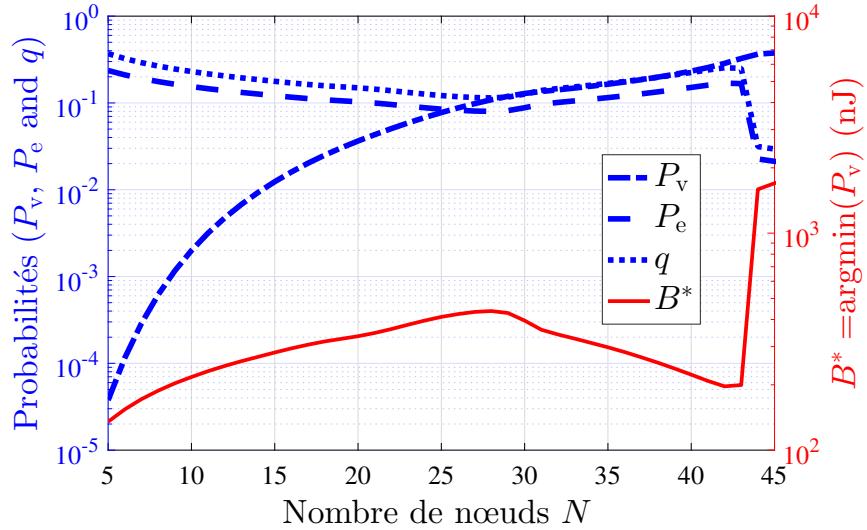


Figure 4.16  $B^*$ ,  $P_v$  optimale,  $P_e$ , et  $q$ , pour différentes valeurs de  $N$  ( $\gamma_0 = 20$  dB,  $U_{\max} = 45$  IT, et  $\rho = 50$  nJ)

de conception. Dans le premier cas, un condensateur ayant une faible taille favorise une recharge rapide, de sorte que les mises à jour relatives aux données détectées sont envoyées fréquemment pour minimiser la probabilité de violation du temps d'inter-livraison, alors que dans le second cas, une grande taille de condensateur améliore la puissance de transmission, augmentant ainsi le taux de livraison réussie des mises à jour de l'état des données. Enfin, l'impact de plusieurs paramètres est évalué.

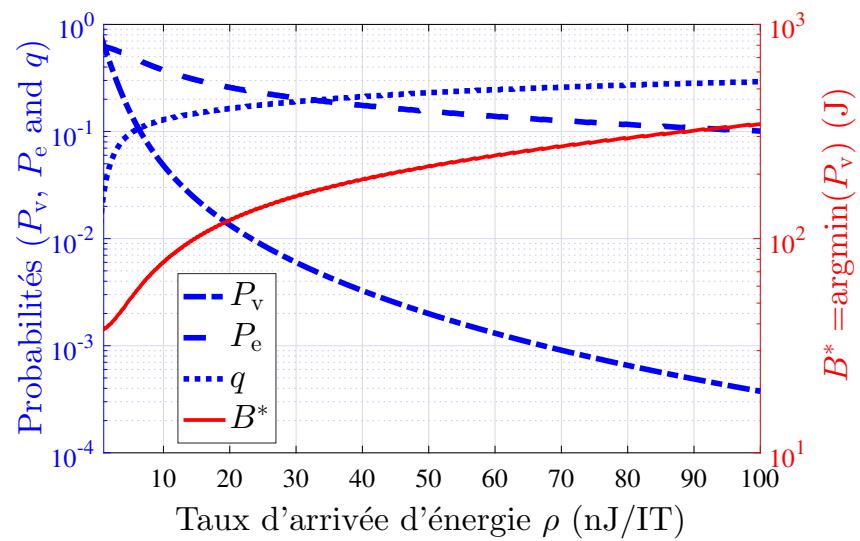


Figure 4.17  $B^*$ ,  $P_v$  optimale,  $P_e$ , et  $q$ , pour différentes valeurs  $\rho$  ( $N = 10$ ,  $\gamma_0 = 0$  dB, et  $U_{\max} = 45$  IT)

## CHAPITRE 5    Ordonnancement hors-ligne et en-ligne dans les RCSFs-RE multipoint à point

Ce chapitre consiste à étudier le problème d'ordonnancement des noeuds dans les RCSFs-RE multipoint à point dans le but de minimiser le nombre total d'événements de violation du temps d'inter-livraison sur un horizon de temps fini. L'analyse est effectuée en considérant à la fois le caractère aléatoire de l'arrivée d'énergie et le manque de fiabilité du canal sans fil.

Cette contribution a fait l'objet d'un article de revue soumis à la revue IEEE Transactions on Wireless Communications 2021. Des résultats préliminaires sont soumis pour présentation à la conférence IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM), 2021.

### 5.1   Résumé

Dans ce chapitre, nous considérons un RCSR utilisé pour déployer des services de surveillance nécessitant des mises à jour de l'information régulières. Plus précisément, le RCSR-RE est constitué de noeuds capteurs indépendants qui récoltent de l'énergie et fournissent, via des canaux d'évanouissement sans fil non fiables, des mises à jour d'état à un puits (non récolteur d'énergie). L'objectif est de concevoir et d'analyser les politiques d'ordonnancement qui minimisent, sur un horizon de temps donné, le nombre total d'événements de violation d'inter-livraison. Un événement de violation du temps d'inter-livraison se produit lorsque la durée entre deux livraisons de mises à jour d'état consécutives dépasse un seuil donné. La quantification des violations du temps d'inter-livraison est une mesure fondamentale de la QoS pour les RCSFs. Ce problème est résolu dans des considérations hors-ligne et en-ligne. Tout d'abord, dans le contexte hors-ligne, le problème de l'obtention de la politique d'ordonnancement optimale est formulé comme un programme linéaire en nombres entiers. Nous commençons par montrer que le cas particulier d'un RCSR composé d'un seul noeud capteur peut être résolu de manière optimale en utilisant une approche de programmation dynamique en temps polynomial. Pour un RCSR général composé de plusieurs noeuds capteurs, nous montrons que le problème est NP-difficile. Ensuite, nous développons un algorithme itératif hors-ligne efficace basé sur l'approche de programmation dynamique proposée pour le cas point à point (un seul noeud capteur et un puits). Dans le contexte en-ligne, nous prouvons qu'il est impossible d'obtenir une solution algorithmique déterministe et compétitive. Par conséquent, nous proposons un algorithme en-ligne randomisé. Les résultats de simulations comparent nos solutions proposées à des solutions de référence et montrent que les algorithmes hors-ligne proposés ont des performances optimales ou proches des perfor-

mances optimales et que les algorithmes en-ligne proposés ont des performances proches des performances hors-ligne.

## 5.2 Motivations et introduction

Tel que mentionné au chapitre précédent, seuls quelques travaux de recherche ont étudié le temps d'inter-livraison. Spécifiquement, des efforts ont été déployés dans l'étude des politiques d'ordonnancement qui optimisent le temps d'inter-livraison. Cependant, ces quelques travaux ne tiennent pas compte des considérations de la récolte d'énergie. Il est donc important de combler ses lacunes par des algorithmes efficaces. Ce chapitre répondra donc à la question suivante : Quelle serait la meilleure politique d'ordonnancement hors-ligne et en-ligne afin que le nombre de violations dans le système ne soit pas élevé ?

## 5.3 Contributions

Les principales contributions de ce chapitre sont résumées comme suit.

- i. Le problème d'ordonnancement des paquets hors-ligne dans les RCSFs-RE multipoint à point est formulé sous la forme d'un programme linéaire en nombres entiers.
- ii. La complexité du problème formulé est analysée et il est montré qu'il s'agit d'un problème NP-difficile même pour le cas d'un RCSF-RE à deux nœuds (deux nœuds sources et un collecteur de données).
- iii. Un algorithme hors-ligne d'ordonnancement optimal en temps polynomial basé sur la programmation dynamique est proposé pour le RCSF-RE point à point.
- iv. Un algorithme itératif presque-optimal basé sur la programmation dynamique est proposé pour résoudre le problème d'ordonnancement hors-ligne dans les RCSFs-RE multipoint à point.
- v. On montre qu'aucun algorithme déterministe compétitif n'existe pour résoudre le problème d'ordonnancement en-ligne.
- vi. Deux algorithmes randomisés sont proposés pour résoudre le problème d'ordonnancement en-ligne respectivement dans les RCSFs-RE point à point et multipoint à point.
- vii. Grâce à des résultats numériques, les performances des solutions proposées sont illustrées et l'impact des différents paramètres du réseau est étudié.

## 5.4 Modèle de système

Nous considérons un RCSF composé de  $N$  noeuds capteurs récolteurs d'énergie indépendants qui envoient continuellement des mises à jour d'état à un puits non récolteur d'énergie. Une mise à jour d'état est un paquet de données contenant de l'information sur le paramètre d'intérêt observé. Le temps est discret et le réseau évolue sur des intervalles de temps (IT) indexés par  $t = 1, 2, \dots, T$ , où la durée d'un IT est fixée à  $\tau$  secondes. Nous supposons qu'au maximum un paquet peut être transmis par IT. Les noeuds capteurs génèrent des paquets de longueur identique. Au début de chaque IT, le puits sélectionne un noeud capteur selon un algorithme d'ordonnancement et diffuse un paquet de contrôle indiquant l'indice du capteur à transmettre dans cet IT. Cette approche d'accès centralisé permet d'éliminer le problème de collision comme le montre [27, 100].

Notez que l'approche d'accès au canal centralisée suppose que le récepteur connaît les niveaux des batteries et les états des canaux de tous les noeuds capteurs. En pratique, cela peut être assuré par des paquets de contrôle diffusés par le puits au début de chaque IT. À la réception de ces paquets de contrôle, chaque noeud capteur répond en indiquant le niveau de sa batterie. Immédiatement, le puits peut déduire l'état du canal entre lui-même et le noeud capteur correspondant et mettre à jour les priorités d'accès.

Lorsque l'accès au canal est accordé à un noeud capteur donné, ce dernier génère une nouvelle mise à jour de l'état et la transmet immédiatement au puits. Comme dans le cas de [27, 58, 150], les coûts en temps et en énergie liés à la tâche de détection sont supposés négligeables. La transmission du paquet de données d'un noeud capteur  $i$  vers le puits dure un seul IT, noté  $t_i$ , à un niveau de puissance noté  $P_i(t)$ . Chaque noeud capteur doit récolter suffisamment d'énergie pour (i) générer une mise à jour de l'état et (ii) la transmettre au récepteur lorsque l'accès au canal est accordé. Chaque noeud capteur est équipé d'une batterie de taille finie  $E_{max}$  Joules qui peut être chargée à partir de l'environnement ambiant.

Le processus d'arrivée d'énergie pour un noeud capteur  $i$  est un processus stochastique de variables aléatoires  $A_i(t)$  qui sont indépendantes et uniformément distribuées (i.i.d.) dans le temps avec un taux d'arrivée de  $\rho = \mathbb{E}[A_i(t)]$  par IT, où  $\mathbb{E}[\cdot]$  représente l'espérance mathématique. Les processus d'arrivée d'énergie des différents noeuds capteurs sont indépendants mais pas nécessairement uniformément distribués.

Nous supposons une liaison sans fil à évanouissement par blocs entre le puits et chaque noeud capteur, où le canal reste constant pendant la durée d'un IT et change indépendamment d'un IT à l'autre. Un noeud capteur  $i$  est sélectionné (ou bien ordonné) par le puits pour transmettre une nouvelle mise à jour de l'état uniquement si le SNR reçu est supérieur ou

égal à un seuil SNR minimum, noté  $\gamma_0$ . Le seuil SNR minimum est nécessaire pour garantir la réception correcte de la mise à jour de l'état transmise. Le SNR reçu au niveau du puits si le nœud capteur  $i$  est sélectionné à l'IT  $t$  est donné comme suit by [140] :

$$\text{SNR}_i(t) = \frac{|h_i(t)|^2 P_i(t)}{d_i^\beta \sigma^2}, \quad \forall i, t, \quad (5.1)$$

où  $d_i$  est la distance entre le nœud capteur  $i$  et le puits,  $h_i(t)$  est le gain de canal aléatoire entre le noeud capteur  $i$  et le puits à l'IT  $t$ ,  $\sigma^2$  est la variance du bruit,  $\beta$  est l'exposant d'atténuation de propagation, et  $P_i(t)$  est la puissance de transmission disponible du nœud capteur  $i$  utilisé à l'IT  $t$ .

Soit  $E_i(t)$  le niveau de la batterie (c.-à-d. l'énergie disponible) du nœud capteur  $i$  à l'IT  $t$ . De plus, laissons  $A_i(t-1)$  représenter l'énergie récoltée pendant l'IT  $t-1$  et disponible pour être utilisée à l'IT  $t$ . Un événement de violation se produit si le nœud capteur  $i$  ne parvient pas à transmettre une nouvelle mise à jour de l'état dans une durée  $U_{\max}$  après la dernière transmission réussie de la mise à jour de l'état, où  $U_{\max}$  est une valeur entière donnée qui définit le seuil de temps d'inter-livraison, c'est-à-dire le nombre maximal d'IT toléré entre deux mises à jour de l'état consécutives et livrées avec succès.  $U_{\max}$  est exprimé en IT.

## 5.5 Formulation du problème

Dans ce chapitre, nous visons à minimiser le nombre total d'événements de violation du temps d'inter-livraison pour tous les nœuds capteurs. Notez que, puisqu'un nœud n'est sélectionné que s'il atteint le seuil SNR minimum, une transmission réussie se produit chaque fois qu'un nœud est sélectionné. Par conséquent, un événement de violation pour le noeud capteur  $i$  se produit chaque fois qu'il n'est pas sélectionné pour exactement  $U_{\max}$  IT consécutifs. Soit  $\mathcal{S}_i$  l'ensemble des nombres de IT consécutifs pour lesquels le nœud capteur  $i$  n'est pas ordonné pendant un certain horizon de temps  $T$ , alors le nombre d'événements de violation relatifs au nœud capteur  $i$  dans l'horizon de temps  $T$  est égal à  $\sum_{u \in \mathcal{S}_i} \lfloor u/U_{\max} \rfloor$ .

L'objectif du problème d'ordonnancement est de minimiser sur un horizon de temps  $T$ , en tenant compte de la non-fiabilité du canal et du caractère aléatoire de la récolte d'énergie, le nombre total d'événements de violation du temps d'inter-livraison pour tous les nœuds capteurs. Cette fonction objectif peut être formulée comme suit :

$$\sum_{i=1}^N \sum_{u \in \mathcal{S}_i} \lfloor u/U_{\max} \rfloor. \quad (5.2)$$

Définissons également

$$x_i(t) = \begin{cases} 1, & \text{si le capteur } i \text{ est sélectionné à l'IT } t. \\ 0, & \text{sinon,} \end{cases} \quad (5.3)$$

et

$$y_i(s, t) = \begin{cases} 1, & \text{si le capteur } i \text{ est sélectionné} \\ & \text{aux IT } s \text{ et } t \text{ mais pas entre} \\ & \text{les deux} \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases} \quad (5.4)$$

Les vecteurs multidimensionnels de ces variables d'optimisation sont notés par  $\mathbf{X} = [x_i(t)]$  et  $\mathbf{Y} = [y_i(s, t)]$ .

Le problème d'ordonnancement des paquets qui minimise le nombre total d'événements de violation définis dans (5.2) pour tous les nœuds capteurs, peut être formulé par le programme linéaire en nombres entiers suivant : equation@@problem

$$\underset{\mathbf{X}, \mathbf{Y}}{\text{Minimize}} \quad \sum_{i=1}^N \sum_{s=1}^T \sum_{t=s+1}^T \left\lfloor \frac{t-s-1}{U_{\max}} \right\rfloor y_i(s, t) \quad (P5a)$$

$$\text{subject to} \quad x_i(t), y_i(s, t) \in \{0, 1\}, \quad \forall i, s, t, \quad (P5b)$$

$$\sum_{i=1}^N x_i(t) \leq 1, \quad \forall t, \quad (P5c)$$

$$\text{SNR}_i(t) \geq \gamma_0 x_i(t), \quad \forall i, t, \quad (P5d)$$

$$P_i(t) \leq \frac{E_i(t)}{\tau} x_i(t), \quad \forall i, t, \quad (P5e)$$

$$E_i(t) = \max\{E_i(t-1) + A_i(t-1) - \tau x_i(t) P_i(t-1), E_{max}\}, \quad \forall i, t, \quad (P5f)$$

$$y_i(s, t) \leq x_i(s), \quad \forall i, s, t, \quad (P5g)$$

$$y_i(s, t) \leq x_i(t), \quad \forall i, s, t, \quad (P5h)$$

$$y_i(s, t) \leq 1 - x_i(k), \quad \forall i, s, \\ \forall t \geq s+2, k \in \{s+1, \dots, t-1\}, \quad (P5i)$$

$$y_i(s, t) \geq x_i(s) + x_i(t) + \sum_{k=s+1}^{t-1} (1 - x_i(k)) \\ - (t-s), \quad \forall i, s, t \geq s+2, \quad (P5j)$$

$$y_i(s, t) \leq 0, \quad \forall i, s, t | t \leq s+1, \quad (P5k)$$

$$E_i(0) = \epsilon_i, \quad \forall i, \tag{P5l}$$

$$x_i(0) = 1, \quad \forall i, \tag{P5m}$$

$$x_i(T+1) = 1. \quad \forall i, \tag{P5n}$$

Les contraintes de (P5) sont expliquées dans ce qui suit.

- (P5c) empêchent la collision. En effet, elles garantissent qu'un seul capteur est sélectionné à l'IT  $t$ .
- (P5d) signifie que le nœud capteur  $i$  est sélectionné à l'IT  $t$  seulement si son SNR instantané est supérieur à  $\gamma_0$ .
- (P5e) relient  $x_i(t)$  et  $P_i(t)$  de telle sorte que la puissance de transmission du nœud capteur  $i$  à l'IT  $t$  ne dépasse pas l'énergie disponible dans sa batterie.
- (P5f) décrivent le processus de mise à jour de l'énergie.
- (P5g)- (P5j) garantissent que  $y_i(s, t) = 1$  si et seulement si le nœud capteur  $i$  est ordonné à l'IT  $s$  et à l'IT  $t$  et pas entre les deux.
- (P5k), garantissent que les  $y_i(s, t), \forall i$  ne sont définis que lorsque  $t$  est supérieur à  $s$ .
- (P5l), (P5m) et (P5n) expriment les conditions initiales du niveau de la batterie et de la variable d'optimisation  $x_i(t)$ . Le niveau initial de la batterie du nœud capteur  $i$  est fixé à une valeur aléatoire  $\epsilon_i$  générée selon une certaine distribution (dans la section simulations, ces valeurs sont modélisées par des variables aléatoires exponentielles i.i.d. de taux  $\rho$ ). Les contraintes (P5m) et (P5n) sont incluses conjointement car, sinon, la politique de ne jamais transmettre entraînera le plus petit nombre d'événements de violation.

Dans la section suivante, nous étudions le cas particulier d'un système point à point. Ce cas particulier mérite d'être étudié car il permet de comprendre la difficulté intrinsèque et le comportement du problème général (système multipoint à point) et sert de base théorique et de référence pour la conception et l'évaluation des algorithmes.

## 5.6 Système point à point

Dans cette section, nous supposons que  $N = 1$ . Par conséquent, nous omettons l'indice  $i$  de toutes les notations. Nous proposons des algorithmes hors-ligne et en-ligne pour résoudre le problème (P5) en considérant un processus d'arrivée d'énergie aléatoire. Tout d'abord, une solution optimale basée sur un algorithme de programmation dynamique (dynamic programming (DP) en anglais) en temps polynomial avec une complexité (dans le pire des cas)  $\mathcal{O}(T^3)$  est proposée dans le contexte hors-ligne. Ensuite, un algorithme randomisé est proposé pour le contexte en-ligne.

### 5.6.1 Algorithme hors-ligne optimal

Cette section fournit la solution optimale pour (P5) lorsque  $N = 1$  avec une connaissance complète de toutes les variables d'entrée pour tous les IT. On suppose que l'énergie arrive de manière causale pendant l'horizon temporel  $T$ . Nous avons les résultats suivants :

**Théorème 12.** *Pour l'arrivée d'énergie causale, le problème (P5) avec  $N = 1$  peut être résolu de manière optimale en utilisant un algorithme en temps polynomial avec une complexité (dans le pire cas) égale à  $\mathcal{O}(T^3)$ .*

*Démonstration.* La démonstration consiste à développer un algorithme de programmation dynamique, noté DP, qui fournit la solution optimale au problème d'ordonnancement dans le cas du système point à point. Pour ce faire, nous divisons le problème d'ordonnancement en un ensemble de sous-problèmes. Pour chaque IT  $t$  et paramètre  $v$  dans l'ensemble  $\{0, 1, \dots, T\} := \mathcal{T}$ , définissons le sous-problème  $OPT[t, v]$  comme suit. Considérons le problème d'ordonnancement mais restreint aux  $t$  premiers IT, c'est-à-dire que nous considérons le problème d'ordonnancement sur les IT  $\{1, 2, \dots, t\}$ . En d'autres termes, l'entrée de ce problème restreint (les gains du canal, l'arrivée d'énergie et les autres paramètres) est restreinte aux premiers  $t$  IT. Pour ce problème d'ordonnancement restreint, considérons uniquement les solutions qui ont un nombre total d'événements de violation  $v$  et qui, si  $t > 0$ , utilisent l'IT  $t$  pour l'ordonnancement. Cela dit,  $OPT[t, v]$  est égal à  $-\infty$  dans le cas où il n'y a pas de telles solutions. D'autre part,  $OPT[t, v]$  est défini comme le maximum de l'énergie disponible  $E(t)$  atteint par cette solution, où le maximum est pris sur toutes ces solutions.

En se basant sur la définition de  $OPT[t, v]$ , le nombre optimal d'événements de violation peut être calculé comme suit :

$$\min \{v + \lfloor (T - t)/U_{\max} \rfloor : t, v \in \mathcal{T}, OPT[t, v] \neq -\infty\}. \quad (5.5)$$

La relation de récurrence de la table de programmation dynamique  $OPT[t, v]$  est construite comme suit. Initialement, nous avons  $OPT[0, 0] = 0$  et  $OPT[0, v] = -\infty$  pour  $v > 0$ . Pour  $t > 0$ , la relation de récurrence suivante existe :  $OPT[t, v]$  est le maximum, sur  $s \in \{0, 1, \dots, t - 1\}$ , de

$$\begin{cases} OPT[s, v - p] - e(t) + \sum_{i=s+1}^t A(i), & \text{si } C_1 \\ -\infty, & \text{sinon,} \end{cases} \quad (5.6)$$

où  $C_1$  représente la condition que la quantité  $OPT[s, v - p] - e(t) + \sum_{i=s+1}^t A(i)$  soit bien définie et non négative et  $p = \lfloor (t - s - 1)/U_{\max} \rfloor$ . De plus, la variable  $e(t)$  représente le coût

énergétique et est définie comme suit :

$$e(t) := \gamma_0 \frac{\tau P(t)}{\text{SNR}(t)}. \quad (5.7)$$

(Notez que l'indice du noeud capteur  $i$  est supprimé).

L'intuition derrière la récurrence de la programmation dynamique est la suivante. Pour les premiers  $t$  IT, on considère les solutions possibles qui atteignent un nombre total d'événements de violation  $v$  et incluent l'IT  $t$  dans l'ordonnancement. Ces solutions peuvent être divisées en fonction du dernier IT utilisé juste avant l'IT  $t$ . On appelle ce dernier IT  $s < t$ . Si  $s = 0$ , alors le créneau  $t$  est considéré comme le premier IT utilisé dans l'ordonnancement. Étant donné l'IT  $s$ , nous construisons une solution qui consiste en (i) un ensemble  $\mathcal{S}_s$  de IT  $1, 2, \dots, s$ , où l'IT  $s$  est utilisé s'il est supérieur ou égal à 1, (ii) suivi des IT inutilisés  $s + 1, s + 2, \dots, t - 1$ , (iii) suivi du IT utilisé  $t$ .

Le nombre d'événements de violation relatif au  $(t - s)$ ème dernier bloc d'IT inutilisés  $s + 1, \dots, t - 1$  est  $\lfloor (t - s - 1)/U_{\max} \rfloor$ . Ainsi, le nombre cumulé d'événements de violation relatif à  $\mathcal{S}_s$  est égal à  $v - \lfloor (t - s - 1)/U_{\max} \rfloor$ . L'énergie disponible  $E(t)$  à l'IT  $t$  représente l'énergie restante  $E(s)$  (qui correspond à la solution  $\mathcal{S}_s$ ) au créneau temporel  $s$  plus les quantités d'énergie supplémentaire arrivées durant les IT inutilisés  $s + 1, \dots, t$  moins  $A(t)$  à cause de l'utilisation du IT  $t$ . Ainsi,  $E(t)$  sera maximisé lorsque  $E(s)$  est maximisé (sur toutes les solutions  $\mathcal{S}_s$  avec le nombre approprié d'événements de violation). Nous pouvons voir qu'il existe  $O(T^2)$  sous-problèmes, un pour chaque  $OPT[t, v]$ . Pour résoudre chaque sous-problème, il faut calculer l'équation de récurrence (5.6), ce qui peut être fait en une complexité  $O(T)$  dans le pire des cas. Ainsi, la complexité globale dans le pire des cas est donnée par  $O(T^3)$ . Ceci complète la démonstration du théorème.  $\square$

### 5.6.2 Algorithme en-ligne

Cette section résout le problème d'ordonnancement d'un noeud en considérant que l'état du canal et les quantités d'énergie récoltées sont révélés de manière incrémentielle à chaque IT (contexte en-ligne).

Dans ce cas, l'algorithme en-ligne doit décider d'ordonner une transmission ou non à chaque IT, sans connaître l'état du canal et les quantités d'énergie récoltées des IT futurs.

La performance d'un algorithme en-ligne est mesurée par sa compétitivité par rapport à l'algorithme hors-ligne [151]. Si le rapport de performance entre la solution en-ligne et la solution optimale hors-ligne est borné, l'algorithme en-ligne est dit compétitif. Il est bien

connu que tous les algorithmes hors-ligne n'ont pas une contrepartie en-ligne efficace [152]. Il est généralement plus pratique de considérer l'analyse compétitive d'un problème en-ligne comme un jeu à deux personnes ; le joueur en-ligne et un adversaire. Le joueur en-ligne choisit un algorithme en-ligne et informe l'adversaire (qui correspond à l'algorithme hors-ligne) de son choix. L'adversaire choisit alors une séquence d'entrée et la fournit au joueur en-ligne. Le gain du jeu est le rapport de performance résultant.

Le théorème suivant montre qu'il n'existe pas d'algorithme déterministe compétitif pour résoudre (P5) dans le cas d'un système à un nœud<sup>1</sup>.

**Théorème 13.** *En considérant un modèle d'arrivée d'énergie aléatoire, il n'existe aucun algorithme déterministe en-ligne pour le problème d'ordonnancement en-ligne d'un nœud.*

*Démonstration.* L'entrée du problème en-ligne est révélée à chaque IT. Dans chaque IT  $t$ , l'entrée est donnée par la requête  $r(t) = (t, U_{\max}, c(t))$  où  $c(t)$  représente le coût énergétique nécessaire pour transmettre une mise à jour d'état à l'IT  $t$  et  $U_{\max}$  est la limite du temps d'inter-livraison pour le nœud capteur considéré. Supposons que  $U_{\max} = 1$  IT, l'énergie disponible est incrémentée par des quantités aléatoires et les coûts énergétiques aléatoires des transmissions sont autorisés. Tout d'abord, l'adversaire présente une requête  $r(1) = (1, 1, c(1))$ , au premier IT, puis il présente la requête  $r(t) = (t, 1, \epsilon), \forall t \in \{2 \cdots T\}$  où  $\epsilon > 0$  est une constante suffisamment petite. Nous supposons sans perte de généralité que le joueur en-ligne a accepté  $r(1)$  (s'il ne l'accepte pas, l'adversaire peut modifier la séquence d'entrée en conséquence). Par conséquent, le joueur en-ligne n'a sélectionné le nœud capteur qu'une seule fois au premier IT. Cependant, l'adversaire peut sélectionner le nœud capteur à tous les IT suivants (l'adversaire peut toujours choisir l'arrivée d'énergie pour pouvoir le faire). Cela montre que le rapport de performance entre les solutions en-ligne et hors-ligne est illimité. Par conséquent, aucun algorithme déterministe en-ligne ne peut être compétitif, ce qui prouve le théorème.  $\square$

En se basant sur le théorème 13, nous proposons un algorithme randomisé en-ligne pour résoudre le problème d'ordonnancement point à point, appelé RIVM (“randomized inter-delivery violation minimization” ou minimisation du temps d'inter-livraison randomisée). Son pseudo-code est donné dans l'algorithme 1. L'idée de l'algorithme RIVM est d'agir avec avidité avec une certaine probabilité à chaque IT. De cette façon, l'algorithme est finalement capable d'économiser de l'énergie et ne peut donc pas être exploité par l'adversaire [151]. La description détaillée de l'algorithme est donnée dans la suite. Tout d'abord, à l'IT  $t$ , RIVM

---

1. L'expression “système à un nœud” est utilisé pour désigner un système composé d'une seul nœud capteur envoyant des données au puits.

**Input:**  $\beta$ ,  $\sigma^2$ ,  $d$ ,  $\gamma_0$ ,  $U_{\max}$ ,  $A(t-1)$ ,  $E(t-1)$ ,  $P(t-1)$ ,  $l$ ,  $h(t)$ , et  $x(t-1)$

**Initialisation:**

```

1  $v \leftarrow 0$ 
2  $E(t) \leftarrow E(t-1) - P(t-1)x(t-1) + A(t-1)$ 
3  $c(t) \leftarrow \tau\gamma_0 d^\beta \sigma^2 / |h(t)|^2$ 
4  $D(t) \leftarrow \lfloor (t-l-1)/U_{\max} \rfloor U_{\max} + U_{\max} + l$ 
5  $q(t) \leftarrow \exp(-\gamma_0(D(t)-t)^\alpha / (\text{SNR}_i(t)U_{\max}))$ 
6  $r(t) \leftarrow \text{rand}\{0,1\}$ 
7 if  $E(t) \geq c(t)$  and  $r(t) \leq q(t)$  then
8    $x(t) \leftarrow 1$ 
9    $v \leftarrow v + \lfloor (t-l-1)/U_{\max} \rfloor$ 
10   $l \leftarrow t$ 
11 end

```

**Output:**  $E(t)$ ,  $l$ ,  $v$  et  $x(t)$

**Algorithm 1:** Le pseudo-code du RIVM à l'IT  $t$

calcule (i) l'énergie disponible au début de  $t$ , et (ii) le coût énergétique requis si le nœud est sélectionné pour transmettre une mise à jour d'état à  $t$ . Ensuite, l'échéance du nœud au créneau  $t$  est calculée comme suit :

$$D(t) := \left( \left\lfloor \frac{t-l-1}{U_{\max}} \right\rfloor + 1 \right) U_{\max} + l, \quad (5.8)$$

où  $l$  désigne l'heure de la dernière transmission de données.  $D(t)$  exprime le dernier IT pendant lequel le nœud doit transmettre pour éviter un événement de violation supplémentaire. Une fois que l'échéance du nœud est calculée, le RIVM sélectionne le nœud avec une probabilité donnée par  $q(t)$  comme suit :

$$q(t) := \exp \left( -\frac{\gamma_0(D(t)-t)^\alpha}{\text{SNR}(t)U_{\max}} \right), \quad (5.9)$$

où  $\exp(\cdot)$  désigne la fonction exponentielle, l'exposant  $\alpha$  est utilisé pour attribuer des poids au temps restant jusqu'à la date limite. L'exposant  $\alpha$  est optimisé numériquement dans la section 5.8. Enfin, les paramètres sont mis à jour selon si une transmission de données a été ordonnancée ou non.

## 5.7 Système multipoint à point

Dans cette section, nous étudions le problème de l'ordonnancement des paquets tel que formulé dans (P5) avec  $N > 1$ . Tout d'abord, nous étudions le problème dans les paramètres hors-ligne et nous montrons que le problème est NP-difficile même pour un réseau à deux

nœuds capteurs. Ensuite, nous présentons un algorithme heuristique itératif hors-ligne basé sur l'algorithme de programmation dynamique du système point à point (Section 5.6.1). Enfin, nous concevons un algorithme en-ligne efficace et simple pour résoudre le problème. Enfin, nous évaluons la complexité des différents algorithmes proposés dans le pire des cas.

La NP-difficulté du problème (P5) est établie dans le théorème suivant.

**Théorème 14.** *Pour un système à plusieurs nœuds<sup>2</sup>, le problème de l'ordonnancement des paquets formulé dans (P5) est NP-difficile.*

*Démonstration.* Nous prouvons que le problème (P5) est NP-difficile pour le cas particulier de  $N = 2$ , appelé le problème à deux nœuds. Le théorème suit pour le cas général ( $N$  nœuds) par restriction. Nous réduisons, en temps polynomial, le problème de partition [153] au problème à deux nœuds. L'entrée du problème de partition est donnée par un ensemble de  $2n$  nombres positifs  $\mathcal{S} = \{a_1, a_2, \dots, a_{2n}\}$ . La question est de savoir comment partitionner l'ensemble  $\mathcal{S}$  en deux ensembles disjoints  $\mathcal{S}_1$  et  $\mathcal{S}_2$  tels que  $\mathcal{S} = \mathcal{S}_1 \cup \mathcal{S}_2$  et  $\sum_{i \in \mathcal{S}_1} a_i = \sum_{i \in \mathcal{S}_2} a_i = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^{2n} a_i$ .

Une instance du problème à deux nœuds est créée comme suit. Soit  $N = 2$ ,  $T = 2n$ ,  $U_{\max} = \sigma^2 = d_1 = d_2 = \beta = \gamma_0 = \tau = 1$ . De même, soit  $A_1(0) = A_2(0) = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^{2n} a_i$  et  $A_1(t) = A_2(t) = 0$  pour tout  $t > 0$ . Enfin, soit  $|h_1(t)|^2 = |h_2(t)|^2 = 1/a_t$  pour tout  $t \in \{1, 2, \dots, 2n\}$ . Clairement, l'instance de notre problème est créée en temps polynomial. Maintenant, il reste à prouver que le problème de partition est résolu si et seulement si le problème à deux nœuds est résolu avec un nombre total d'événements de violation égal à  $2n$ .

— Si le problème de partition est résolu, alors il existe deux ensembles  $\mathcal{S}_1$  et  $\mathcal{S}_2$  tels que  $\mathcal{S} = \mathcal{S}_1 \cup \mathcal{S}_2$  et  $\sum_{i \in \mathcal{S}_1} a_i = \sum_{i \in \mathcal{S}_2} a_i = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^{2n} a_i$ . Une solution au problème à deux nœuds peut être construite comme suit. Pour chaque  $t \in \mathcal{S}_1$ , on fixe  $x_1(t) = 1$  et pour chaque  $t \in \mathcal{S}_2$ , on fixe  $x_2(t) = 1$ . Puisque  $|h_i(t)|^2 = 1/a_t$ , alors, pour que le nœud capteur  $i \in \{1, 2\}$  satisfasse son seuil SNR requis de 1, il doit consommer  $1/|h_i(t)|^2 = a_t$  unités d'énergie dans chaque IT  $t$  auquel il est ordonné. Ainsi, l'énergie consommée par le nœud capteur  $i \in \{1, 2\}$  est  $\sum_{t \in \mathcal{S}_i} a_t = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^{2n} a_i$ , où la dernière égalité découle du fait que  $\mathcal{S}_1$  et  $\mathcal{S}_2$  sont des solutions au problème de partition.

Le nombre d'événements de violation pour le nœud capteur  $i \in \{1, 2\}$  est donné par le nombre de IT où il n'est pas sélectionné (puisque  $U_{\max} = 1$ ). Le nœud capteur  $i \in \{1, 2\}$  est ordonné pendant  $|\mathcal{S}_i|$  IT et donc, le nombre d'événements de violation pour le nœud capteur  $i$  est  $2n - |\mathcal{S}_i|$ . Par conséquent, le nombre total d'événements de violation est égal à  $2n - |\mathcal{S}_1| + 2n - |\mathcal{S}_2| = 4n - (|\mathcal{S}_1| + |\mathcal{S}_2|)$ . Car,  $\mathcal{S}_1$  et  $\mathcal{S}_2$  sont

---

2. L'expression “système à plusieurs nœuds” désigne un système composé de plusieurs nœuds capteurs sources et un puits.

disjoints et  $\mathcal{S} = \mathcal{S}_1 \cup \mathcal{S}_2$ , donc  $|\mathcal{S}_1| + |\mathcal{S}_2||\mathcal{S}| = 2n$ . Nous concluons que le problème à deux nœuds est résolu avec un nombre total d'événements de violation égal à  $2n$ .

- Supposons que le problème à deux nœuds soit résolu avec un nombre total de  $2n$  d'événements de violation. Il existe alors des ensembles disjoints de IT  $\mathcal{S}_i$  pendant lesquels le nœud capteur  $i \in \{1, 2\}$  est ordonné de telle sorte que  $4n - (|\mathcal{S}_1| + |\mathcal{S}_2|) = 2n$ . Ceci est équivalent à (i)  $|\mathcal{S}_1| + |\mathcal{S}_2| = 2n$ , (ii)  $\mathcal{S}_1 \cap \mathcal{S}_2 = \emptyset$ , et (iii)  $\mathcal{S}_1 \cup \mathcal{S}_2 = \{1, 2, \dots, 2n\}$ . Pour garantir les contraintes d'énergie disponible pour chaque nœud capteur  $i \in \{1, 2\}$ , nous devons avoir  $\sum_{t \in \mathcal{S}_i} a_t \leq \frac{1}{2} \sum_{t=1}^{2n} a_t$ . De plus, nous devons avoir  $\sum_{t \in \mathcal{S}_1} a_t + \sum_{t \in \mathcal{S}_2} a_t = \sum_{t=1}^{2n} a_t$ . Nous concluons donc que  $\sum_{t \in \text{calS}_1} a_t = \sum_{t \in \mathcal{S}_2} a_t = \frac{1}{2} \sum_{t=1}^{2n} a_t$  et que le problème de partition est résolu.

Puisque la réduction se fait en temps polynomial et que le problème de partition est NP-difficile [153], le problème des deux nœuds l'est aussi. Ceci complète la démonstration.  $\square$

Théoriquement, la solution optimale hors-ligne du problème (P5) peut être obtenue à l'aide d'au moins deux approches, à savoir la recherche exhaustive et les algorithmes par séparation et évaluation (“branch and bound algorithms”, p. ex. à l'aide de solveurs standards tels que CPLEX [154]). En raison de la NP-difficulté du problème, cette approche n'est toutefois pas réalisable pour les RCSFs de grande taille ou / et les grands horizons de temps.

### 5.7.1 Algorithme hors-ligne presque-optimal

L'algorithme hors-ligne presque-optimal proposé résout le problème (P5) en appliquant de manière itérative l'algorithme hors-ligne à un nœud DP (décrit dans la Section 5.6.1) à chaque noeud. Cet algorithme est appelé algorithme de programmation dynamique itérative (“iterative dynamic programming” (iDP)). Son pseudo-code est donné dans l'algorithme 2. En se basant sur la complexité la plus défavorable (du pire cas) de DP qui est donnée par

```

Input:  $\beta, \sigma^2, \gamma_0, T, N, U_{\max}, d_i, \forall i, A_i(t), h_i(t), \forall i, t$ 
Initialisation:  $\mathcal{N} = \{1 \dots N\}$ 
for  $i \in \mathcal{N}$  do
    Appliquer le DP pour le nœud  $i$  en résolvant (5.6).
    Rendre les IT pendant lesquels le nœud  $i$  est ordonné indisponibles pour les
    transmissions des nœuds  $j > i$ .
end
Output: Le vecteur d'ordonnancement  $x$ 
Algorithm 2: Le pseudo-code de iDP

```

$\mathcal{O}(T^3)$  dans le scénario général d'arrivée d'énergie, la complexité la plus défavorable de iDP peut être calculée comme  $\mathcal{O}(NT^3)$ .

### 5.7.2 Algorithme en-ligne

Cette section propose un algorithme presque-optimal en-ligne pour résoudre le problème (P5). Comme dans la section 5.6.2, l'algorithme proposé pour le problème à plusieurs nœuds est également basé sur une approche randomisée. Il est exécuté en-ligne à chaque IT  $t$  et est appelé algorithme RIVM à plusieurs noeuds (“multi-node RIVM” (M-RIVM)). Son pseudo-code est donné dans l'algorithme 3. La première étape de M-RIVM consiste à calculer, à l'IT

**Input:**  $\beta, \sigma^2, d_i, \gamma_0, U_{\max}, A_i(t-1), P_i(t-1), l_i$  et  $x_i(t-1)$  pour chaque capteur  $i$

**Initialisation:**

```

1  $v \leftarrow 0, \mathcal{N} \leftarrow \{1, \dots, N\}, \mathcal{F} \leftarrow \emptyset, \mathcal{L} \leftarrow \emptyset.$ 
2 for  $i \in \mathcal{N}$  do
3    $E_i(t) \leftarrow E_i(t-1) - c_i(t-1)x_i(t-1) + A_i(t-1)$ 
4    $c_i(t) \leftarrow \tau\gamma_0 d^\beta \sigma^2 / |h_i(t)|^2$ 
5    $D_i(t) \leftarrow \lfloor (t - l_i - 1)/U_{\max} \rfloor U_{\max} + U_{\max} + l_i$ 
6   if  $E_i(t) \geq c_i(t)$  then
7      $\mathcal{F} \leftarrow \mathcal{F} \cup \{i\}$ 
8   end
9 end
10  $\mathcal{L} \leftarrow \text{sort } \{D_i(t), i \in \mathcal{F}\}$  dans l'ordre croissant
11 for  $i \in \mathcal{F}$  do
12    $q_i(t) \leftarrow \exp(-\gamma_0(D_i(t) - t)^\alpha / (SNR_i(t)U_{\max}))$ 
13    $r_i(t) \leftarrow \text{rand}\{0, 1\}$ 
14   if  $r_i(t) \leq q_i(t)$  then
15      $v_i \leftarrow v_i + \lfloor (t - l_i - 1)/U_{\max} \rfloor$ 
16      $x_i(t) \leftarrow 1$ 
17      $l_i \leftarrow t$ 
18     break
19   end
20 end
```

**Output:**  $E_i(t), l_i, v_i$ , et  $x_i(t)$  pour chaque capteur  $i$

**Algorithm 3:** Le pseudo-code de M-RIVM à l'IT  $t$

$t$  et pour chaque nœud  $i$  (i) l'énergie disponible au début de  $t$  (c.-à-d.  $E_i(t)$ ), et (ii) le coût énergétique requis si le nœud est sélectionné pour transmettre à l'IT  $t$  (c.-à-d.  $c_i(t)$ ). Comme dans le cas de RIVM, la deuxième étape de M-RIVM consiste à définir la date limite du nœud capteur  $i$ ,  $D_i(t)$ , qui est donnée au créneau temporel  $t$  comme suit :

$$D_i(t) := \left( \left\lfloor \frac{t - l(i) - 1}{U_{\max}} \right\rfloor + 1 \right) U_{\max} + l(i), \quad (5.10)$$

où  $l(i)$  indique l'instant de la dernière transmission de données pour le nœud  $i$ . Une fois que l'échéance de chaque nœud est calculée, le M-RIVM essaie, dans un ordre croissant

d'échéance, pour les nœuds ayant suffisamment d'énergie pour transmettre dans l'IT  $t$ , d'ordonnancer la transmission d'au plus un nœud selon une probabilité de transmission donnée par  $q_i(t)$  comme suit :

$$q_i(t) := \exp\left(-\frac{\gamma_0(D_i(t) - t)^\alpha}{\text{SNR}_i(t)U_{\max}}\right), \quad (5.11)$$

où l'exposant  $\alpha$  est utilisé pour attribuer des poids à l'échéance et est optimisé numériquement dans la section 5.8. Enfin, les paramètres sont mis à jour en fonction de l'ordonnancement des nœuds.

## 5.8 Résultats numériques

Dans cette section, les performances des algorithmes proposés sont évaluées en termes de nombre d'événements de violation du temps d'inter-livraison. L'impact des divers paramètres du système est montré à l'aide de résultats numériques.

Nous considérons une zone géographique dans laquelle il existe un puits et  $N$  capteurs. La distance entre un nœud capteur  $i$  et le puits est  $d = 90$  mètres et l'exposant d'affaiblissement de propagation  $\beta = 3$  [53]. La variance du bruit  $\sigma^2$  est égale à  $-100$  dBm [141]. Le coefficient de canal  $h_i(t)$  entre chaque capteur  $i$  et le puits sont indépendants et suivent un processus complexe de Rayleigh avec une moyenne nulle et une variance unitaire. Sauf indication contraire et pour chaque nœud capteur  $i$ , le seuil de SNR minimum requis est fixé à  $\gamma_0 = 20$  dB. Les quantités d'énergie récoltées pour chaque nœud capteur sont supposées suivre une séquence de variables aléatoires exponentielles qui sont i.i.d. dans le temps avec un taux d'arrivée moyen par IT égal à  $\rho = 5$  nJ/IT [53, 146]. La durée du IT est égale à  $\tau = 5$  ms [145]. Le temps maximal d'inter-livraison est fixé à  $U_{\max} = 9$  IT pour les systèmes à un noeud et à  $U_{\max} = 12$  IT pour les systèmes à plusieurs nœuds. Nous effectuons des simulations de Monte-Carlo avec un nombre de réalisations calculé en moyenne sur 5000 itérations et pour un horizon temporel de  $T = 500$  IT. La principale mesure de performance analysée dans cette section est le nombre normalisé d'événements de violation défini comme suit :  $N_v = vU_{\max}/(NT)$  où  $v$  représente le nombre total d'événements de violation sur un horizon de temps  $T$  IT pour tous les  $N$  nœuds capteurs. Les résultats sont présentés en pourcentage.

### 5.8.1 Solutions de référence

Nous comparons les performances de nos algorithmes proposés aux deux politiques de base suivantes : (i) l'algorithme FDFS (“first-deadline first-served” ou première-échéance premier-

servi) introduit dans [155], et (ii) l'algorithme FSFS (“first-SNR-satisfied first served” ou premier-SNR-satisfait premiser servi). Notons que le FDFS a été légèrement modifié pour s'adapter au contexte du problème considéré puisque les échéances dans notre modèle sont dynamiques. La version modifiée du FDFS est toujours appelée FDFS. Elle suit principalement les mêmes étapes que l'algorithme M-RIVM et la principale différence réside dans l'opération de tri présentée à la ligne 8 de l'Algorithme 3. Plus précisément, à chaque IT  $t$ , la politique FDFS sélectionne le premier nœud de l'ensemble ordonné des nœuds réalisables (c.-à-d. l'ensemble des nœuds capables de satisfaire le seuil SNR minimum requis  $\gamma_0$  à l'IT  $t$ ) en fonction de leurs échéances, c'est-à-dire  $D_i(t), \forall i$ . En d'autres termes, la politique FDFS sélectionne le nœud ayant la plus petite échéance (l'échéance la plus proche dans le temps) à l'IT  $t$  et une énergie suffisante pour satisfaire le seuil  $\gamma_0$ . D'autre part, dans le cas d'un système à un nœud, l'algorithme FSFS (“first-SNR-satisfied first served”) planifie le nœud chaque fois que son SNR est satisfait. Dans le cas d'un système à plusieurs nœuds, l'algorithme FSFS à plusieurs nœuds (appelé M-FSFS (“multi-node FSFS”)) sélectionne aléatoirement un nœud dans l'ensemble réalisable de nœuds (feasible set en anglais) qui satisfont aux exigences du SNR requis.

### 5.8.2 Système point à point

Dans cette section, nous montrons et comparons les performances de l'algorithme en-ligne RIVM, proposé dans la section 5.6.1, l'algorithme en-ligne de référence FSFS et les algorithmes hors-ligne pour le système à un nœud.

La figure 5.1 représente le nombre normalisé d'événements de violation  $N_v$  en fonction de  $\alpha$ , défini dans (5.9) pour l'algorithme RIVM. Comme on peut le constater,  $\alpha \approx 3$  est un choix judicieux de  $\alpha$ . Ainsi, dans la suite, nous utilisons  $\alpha = 3$  lors de l'évaluation de performance de l'algorithme RIVM.

La Figure 5.2 illustre le nombre moyen normalisé d'événements de violation,  $N_v$ , en fonction de  $U_{\max}$ . Nous pouvons voir que  $N_v$  diminue lorsque  $U_{\max}$  devient plus grand. En effet, les grandes valeurs de  $U_{\max}$  augmentent la probabilité que le nœud capteur transmette ses données dans le temps d'inter-livraison requis. De plus, RIVM est plus performant que l'algorithme de référence FSFS et suit les mêmes tendances de performance par rapport aux solutions optimales hors-ligne. De plus, la solution optimale hors-ligne obtenue par le solveur CPLEX et celle obtenue par DP sont les mêmes. Ceci confirme les résultats du théorème 12.

La Figure 5.3 compare RIVM aux autres algorithmes en termes de  $N_v$  en fonction du seuil de SNR minimum requis  $\gamma_0$ . Comme on peut le constater,  $N_v$  augmente lorsque  $\gamma_0$  est plus grand. En effet, le fait d'exiger des seuils SNR élevés pour la réception réussie des données

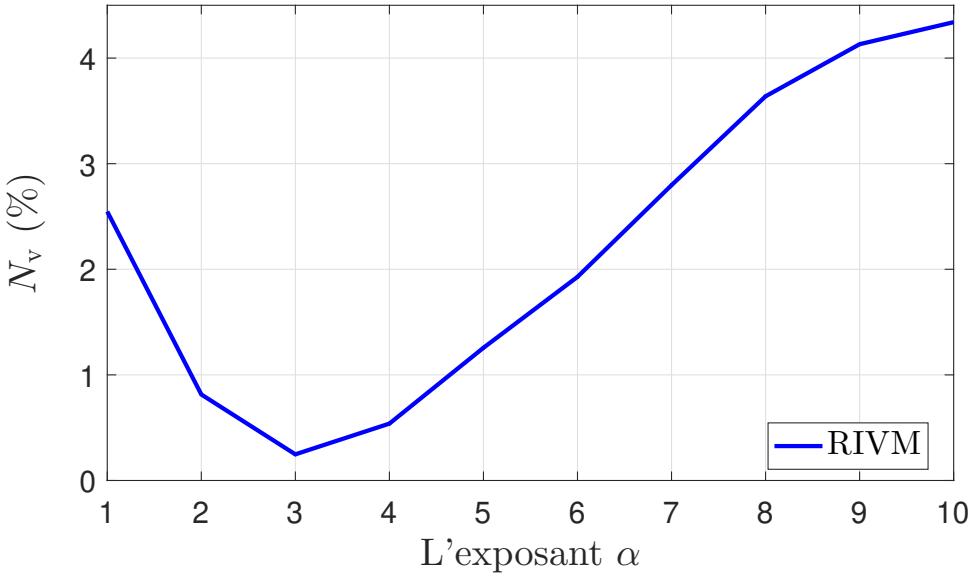


Figure 5.1 Meilleur exposant  $\alpha$  pour RIVM

rend plus difficile pour le nœud capteur de récolter suffisamment d'énergie dans un délai de  $U_{\max}$  pour atteindre le seuil dans un délai de  $U_{\max}$  puisqu'il doit utiliser plus d'énergie et donc des temps de charge plus longs. En outre, le RIVM surpasse le FSFS et présente des performances similaires à celles des solutions DP et CPLEX.

La Figure 5.4 représente  $N_v$  en fonction du taux d'arrivée d'énergie  $\rho$ . De nouveau, nous constatons que la solution CPLEX est la même que celle du DP. De plus, lorsque  $\rho$  augmente,  $N_v$  diminue. En effet, une plus grande valeur de  $\rho$  signifie que plus d'énergie est récoltée pendant chaque IT. Cela permet au nœud capteur d'augmenter sa probabilité de satisfaire son seuil de SNR minimum requis au niveau du puits. Par conséquent, le temps d'inter-délivrance est réduit et la mise à jour de l'information du nœud capteur est reçue plus fréquemment. Par conséquent, le nombre d'événements de violation est réduit.

### 5.8.3 Système multipoint à point

Dans cette section, des résultats numériques sont fournis pour les systèmes à plusieurs nœuds afin d'évaluer les performances des algorithmes en-ligne et hors-ligne proposés, à savoir M-RIVM et iDP.

La Figure 5.5 trace  $N_v$  en fonction de  $\alpha$  utilisé dans (5.11). Nous pouvons voir que  $\alpha \approx 3$  est à nouveau le meilleur choix pour l'exposant défini dans l'expression de probabilité (5.11).

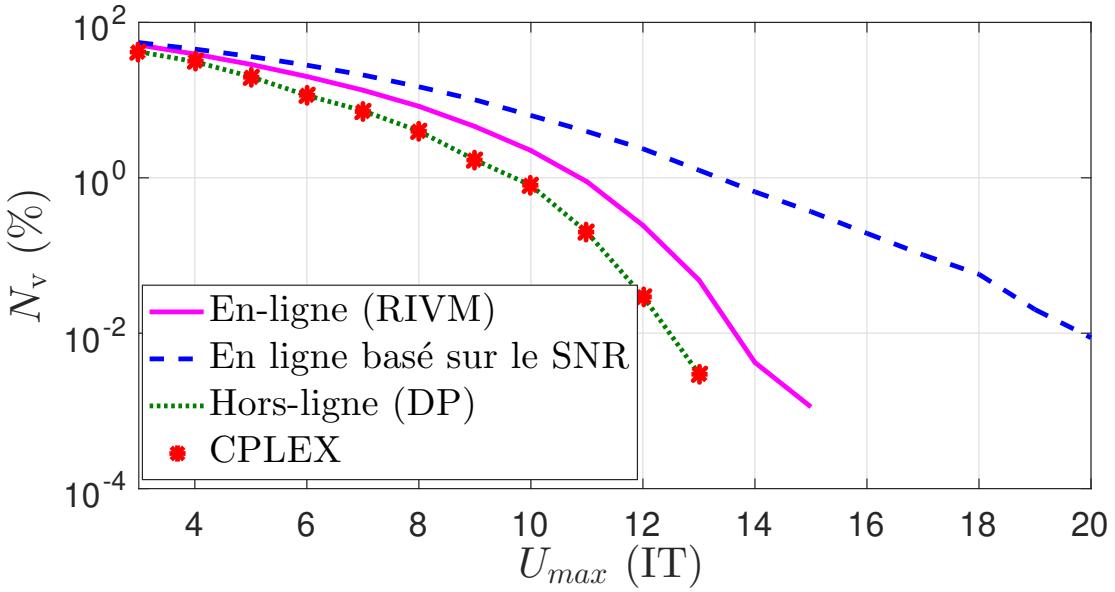
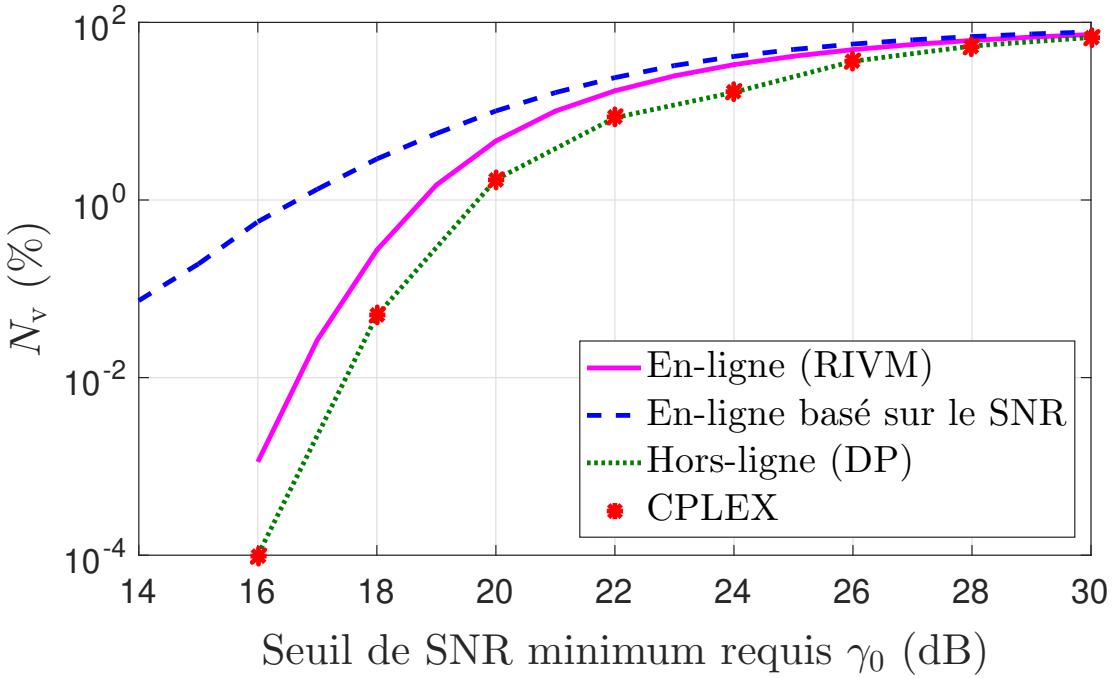


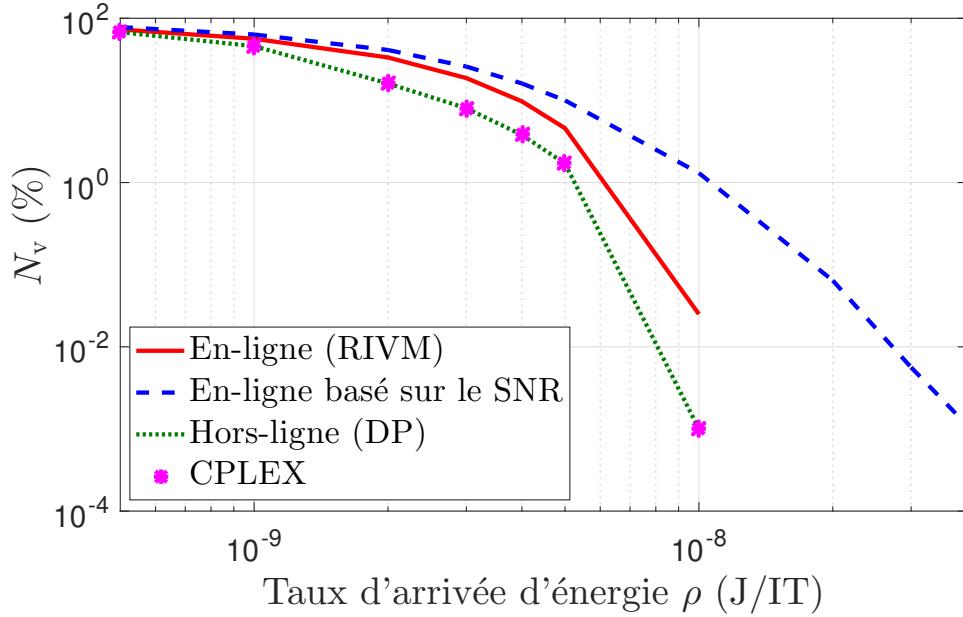
Figure 5.2 Impact de  $U_{max}$  sur  $N_v$

Ainsi, dans la suite de cette section, nous utilisons  $\alpha = 3$  pour évaluer les performances de l'algorithme M-RIVM.

Dans la Figure 5.6, nous comparons les performances de M-RIVM aux algorithmes de référence en termes de  $N_v$  lorsque le nombre de nœuds capteurs  $N$  varie. Parallèlement, la Figure 5.6b présente les performances de FDFS et de M-RIVM en termes de nombre normalisé de transmissions (noté  $N_t$  et défini comme le nombre moyen de transmissions par nœud par période de  $U_{max}$ ) pour différentes valeurs de  $\gamma_0$ . Comme on peut le voir sur la Figure 5.6a, M-RIVM surpassé les autres algorithmes en-ligne de référence et ses performances sont plus proches de l'algorithme hors-ligne presque-optimal iDP. De plus, M-RIVM obtient de meilleures performances par rapport à M-FSFS et FDFS. Notez que, puisque  $U_{max} = 12$  IT, les performances deviennent similaires lorsque le système est saturé (c.-à-d. lorsque  $N$  approche  $U_{max}$ ). Pour des valeurs inférieures de  $N$ , on observe que les algorithmes ont des comportements différents, mais M-RIVM a toujours les meilleures performances par rapport aux autres algorithmes en-ligne et est le plus proche de l'algorithme hors-ligne. En général,  $N_v$  augmente lorsque  $N$  augmente pour tous les algorithmes sauf le FDFS. Le comportement de la courbe FDFS peut être expliqué comme suit. D'après la Figure 5.6b, nous pouvons

Figure 5.3 Impact de  $\gamma_0$  sur  $N_v$ 

voir que le SFDF effectue un plus grand nombre de tentatives de transmissions par rapport à M-RIVM lorsque  $N$  est relativement faible. Ensuite, les deux algorithmes convergent vers le même nombre de transmissions  $N_t$  lorsque le nombre de noeuds dépasse  $U_{\max}$ . En effet, la Figure 5.6b montre que  $N_t$  pour la politique FDFS dépasse largement une transmission par période de  $U_{\max}$  IT. Pour la politique FDFS, cette fréquence de transmission par noeud diminue naturellement lorsque  $N$  augmente et devient proche de  $U_{\max}$ . Il en résulte un nombre plus faible d'événements de violation, comme le montre la Figure 5.6a, car l'énergie disponible est mieux répartie sur les transmissions ordonnancées. Notez cependant que M-RIVM utilise une fonction de probabilité pour accéder au canal. Cette probabilité est plus élevée lorsque l'IT actuel est plus proche de l'échéance et lorsque le SNR est plus élevé. Ainsi, M-RIVM montre une meilleure efficacité par rapport à FDFS pour de faibles valeurs de  $N$ . En effet, grâce à la randomisation, M-RIVM ajuste intelligemment l'instant des transmissions (identifie le moment opportun des transmissions) afin d'éviter les violations. Par conséquent, il économise de l'énergie pour une utilisation ultérieure dans les prochaines périodes de  $U_{\max}$  IT. Cette observation révèle un compromis intéressant dans la conception de l'ordonnancement considérant le temps d'inter-livraison. D'une part, la transmission plus fréquente des mises à jour d'état entraîne une énorme consommation d'énergie et donc une très faible énergie résiduelle après chaque transmission. Il en résulte un nombre déséquilibré de transmissions

Figure 5.4 Impact de  $\rho$  sur  $N_v$ 

sur les périodes de  $U_{\max}$  IT. D'un autre côté, transmettre exactement lorsque le noeud atteint sa date limite réduit la fréquence d'envoi des mises à jour d'état au détriment d'un coût énergétique plus élevé par transmission si le canal est en évanoissement profond. Enfin, comme prévu, la politique M-FSFS qui se concentre sur la transmission chaque fois que le SNR est satisfait, sans tenir compte de l'échéance, rend l'utilisation de l'énergie récoltée inefficace et conduit donc à une augmentation significative de  $N_v$  lorsque  $N$  augmente.

La Figure 5.7 illustre l'impact de  $U_{\max}$  sur  $N_v$ . Comme sur la Figure 5.2, nous pouvons voir qu'en augmentant  $U_{\max}$ , le nombre d'événements de violation diminue. De plus, M-RIVM surpasse les autres algorithmes en-ligne et a des performances proches de celles de l'iDP. Par exemple, l'iDP présente 1% de violations pour  $U_{\max} \approx 10$  IT, alors que la même performance est réalisable pour  $U_{\max} \approx 11$  IT dans le cas du M-RIVM.

La Figure 5.8 illustre l'impact du seuil minimum de SNR requis  $\gamma_0$  sur  $N_v$ . Comme le montre la Figure 5.3, nous pouvons constater que  $N_v$  augmente lorsque  $\gamma_0$  est plus grand. De plus, il est clair que la performance de M-RIVM est proche de celle d'iDP et qu'elle surpassé à la fois FDFS et M-FSFS, ce qui démontre son efficacité.

La Figure 5.9 illustre l'impact du taux d'arrivée d'énergie  $\rho$  sur  $N_v$ . On peut voir que  $N_v$  diminue proportionnellement à  $\rho$ . L'explication et la conclusion sont très similaires à celles de la Figure 5.4. En particulier, nous pouvons également voir que M-RIVM surpassé les autres

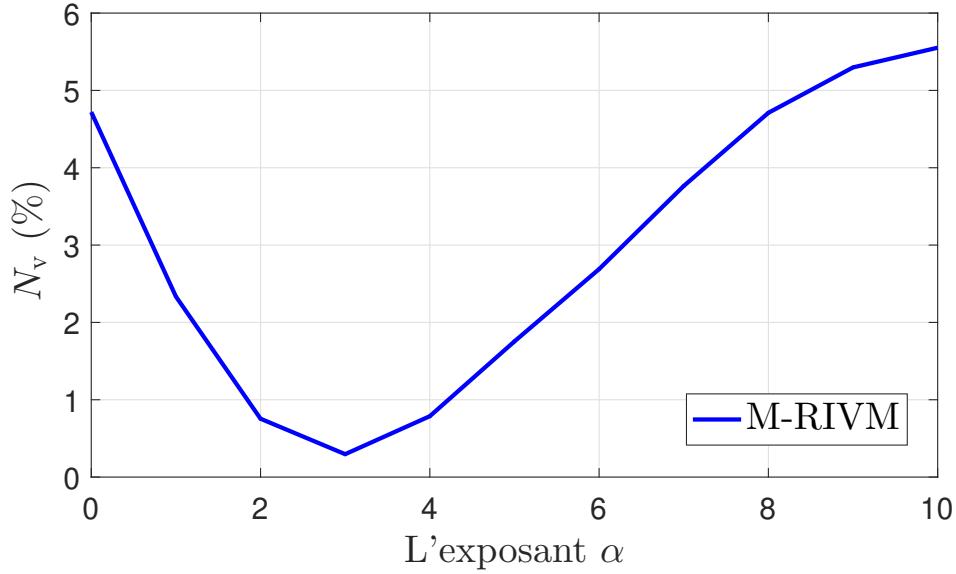


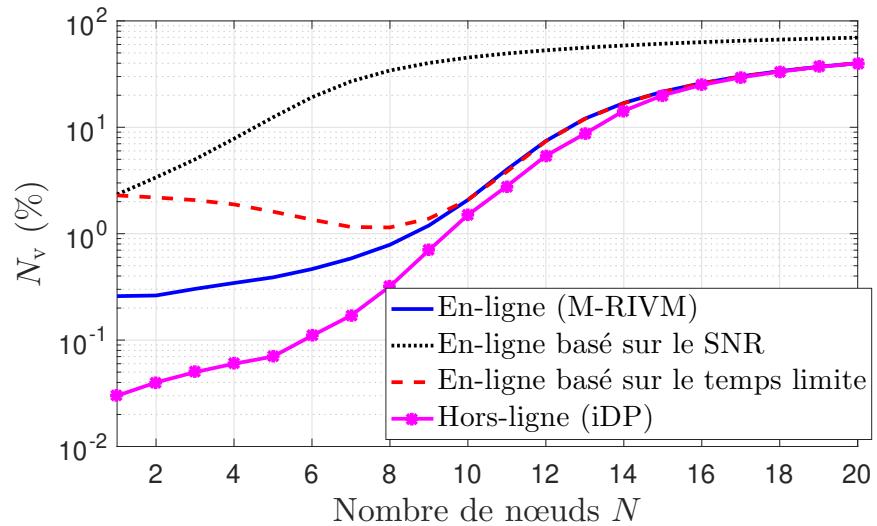
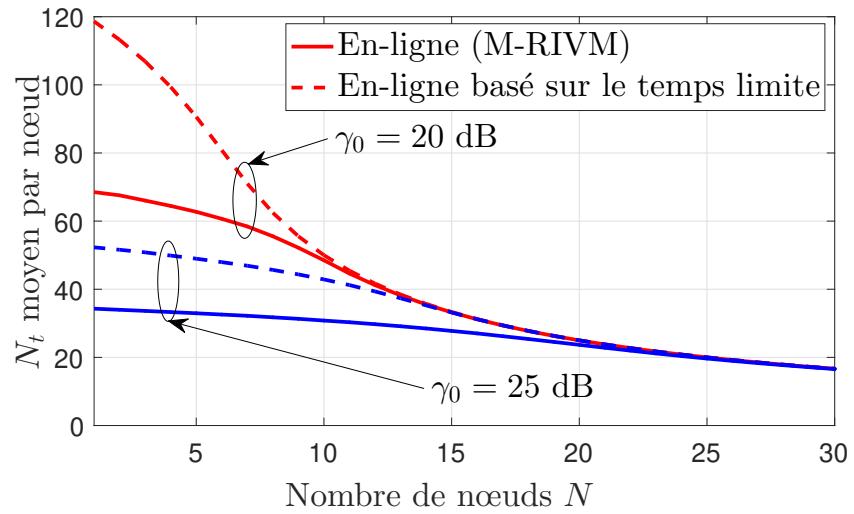
Figure 5.5 Meilleur exposant  $\alpha$  pour l'algorithme M-RIVM

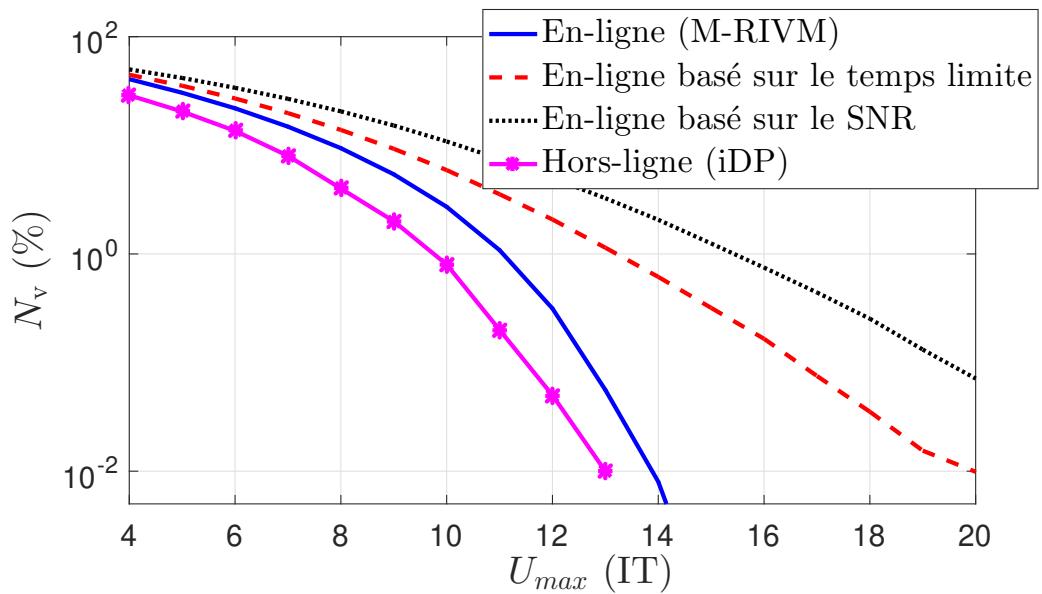
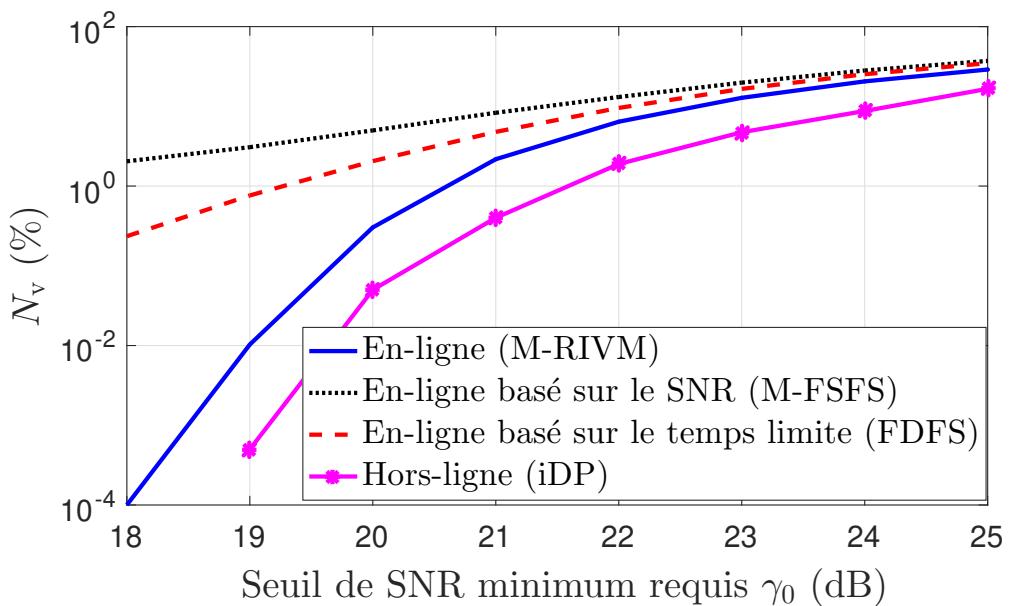
algorithmes en-ligne et est proche de l'algorithme hors-ligne.

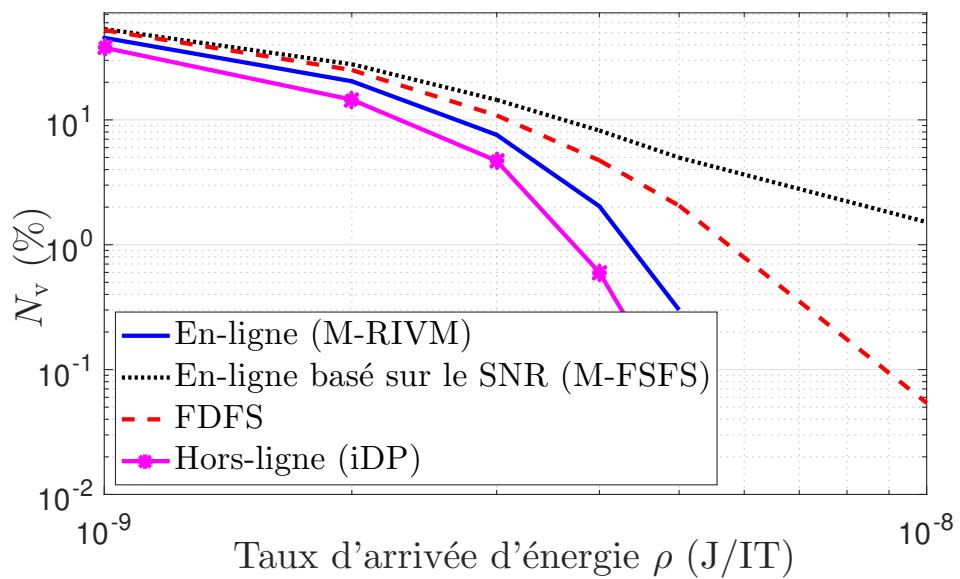
## 5.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous étudions l'ordonnancement des paquets dans les RCSFs-RE composés de nœuds capteurs récolteurs d'énergie indépendants qui fournissent des mises à jour d'état à un puits non récolteurs d'énergie. L'objectif est de minimiser le nombre total d'événements de violation du temps d'inter-livraison. Tout d'abord, ce problème est formulé comme un programme linéaire en nombres entiers. Nous avons étudié le problème dans les contextes en-ligne et hors-ligne. Nous avons commencé par étudier le système à un nœud. Nous avons d'abord conçu un algorithme hors-ligne optimal en temps polynomial basé sur l'approche de la programmation dynamique. Ensuite, nous avons développé un algorithme en-ligne randomisé efficace et ayant des performances proches de l'optimum. Pour les systèmes à plusieurs noeuds, nous avons montré que le problème est NP-difficile même dans le cas d'un système à deux nœuds capteurs. Nous avons adapté la solution DP pour obtenir un algorithme hors-ligne presque-optimal. Ensuite, nous avons étudié la version en-ligne du problème à plusieurs nœuds et nous avons conçu un algorithme aléatoire efficace. Grâce à des résultats numériques, nous avons démontré l'efficacité des solutions proposées par rapport aux solutions de référence et aux solutions hors-ligne. En outre, nos résultats révèlent un compromis intéres-

sant dans la conception de l'ordonnancement considérant le temps d'inter-livraison. D'une part, la transmission fréquente de mises à jour d'état entraîne une grande consommation d'énergie et donc une énergie résiduelle très faible après chaque transmission. Il en résulte un nombre déséquilibré de transmissions sur des périodes consécutives de  $U_{\max}$  IT. D'autre part, transmettre exactement lorsque le nœud atteint son échéance réduit la fréquence d'envoi des mises à jour d'état au détriment d'un coût énergétique plus élevé par transmission en cas d'évanouissement profond. L'algorithme M-RIVM proposé gère efficacement ce compromis pour ordonner les transmissions des nœuds.

(a) Impact de  $N$  sur  $N_v$ (b) Impact de  $N$  sur  $N_t$ Figure 5.6 Impact de  $N$  sur  $N_v$  et  $N_t$  pour différentes valeurs de  $\gamma_0$

Figure 5.7 Impact de  $U_{max}$  sur  $N_v$ Figure 5.8 Impact de  $\gamma_0$  sur  $N_v$

Figure 5.9 Impact de  $\rho$  sur  $N_v$

## CHAPITRE 6 CONCLUSIONS ET TRAVAUX FUTURS

Ce chapitre fournit une synthèse des travaux présentés dans cette thèse et fournit de nouvelles pistes de recherche pour les travaux futurs.

### 6.1 Synthèse des travaux

Nous avons présenté tout au long de cette thèse des techniques de transmission efficaces et des algorithmes d’allocation de ressources innovants dans les RCSFs-RE. Les applications qui s’appuient sur ces réseaux requièrent des mises à jour fraîches et régulières en termes d’âge de l’information et du temps d’inter-livraison. Cette thèse a pour objectif de concevoir des techniques de transmission et algorithmes d’allocation des ressources et évaluer leurs performances pour garantir le fonctionnement parfait de ces applications. Ces algorithmes et protocoles tiennent compte de l’intermittence de l’énergie récoltée ainsi que d’autres contraintes telles que la non-fiabilité du canal sans fil. Les travaux existants dans la littérature sont principalement basés sur des algorithmes qui minimisent le délai (la latence) ou l’âge de l’information. D’une part, la minimisation du délai ne tient pas en compte des exigences des applications temps réel qui utilisent les RCSFs-RE et qui requièrent des mises à jour fraîches et régulières. D’autre part, les problèmes d’optimisation traités dans la littérature qui sont liés à la métrique de l’âge de l’information et sa caractérisation sont majoritairement concentrés sur l’étude de l’âge de l’information moyen et utilisent des modèles de système simples sans passer par le calcul rigoureux et exacte des distributions de probabilités. Cependant, le calcul mathématique des distributions de probabilité est important pour décrire le comportement aléatoire de l’âge de l’information qui est fortement lié à la variation dans le temps de l’état du canal sans fil et de l’arrivée de l’énergie. En outre, malgré son importance, l’âge de l’information seul n’est pas adéquate pour les systèmes requérant une régularité des mises à jour. En effet, un faible âge de l’information moyen signifie, certes, que l’information est fraîche mais n’implique pas l’absence de longs intervalles de temps entre des livraisons successives de paquets. En d’autres termes, minimiser l’âge de l’information moyen ne garantit pas la régularité des mises à jour qui est critique pour de nombreuses applications comme la surveillance des patients à distance et la localisation des véhicules autonomes. Par conséquent, une métrique de délai qui capture le temps séparant deux livraisons successives réussies des mises à jour est nécessaire. Cette métrique est le temps d’inter-livraison. Malgré sa pertinence, le temps d’inter-livraison est très peu examiné dans la littérature dans le contexte des RCSFs en général ou des RCSFs-RE en particulier. Afin de combler ces lacunes,

d'abord nous nous sommes concentrés sur une étude de performance rigoureuse basée sur le calcul des distributions de probabilité de la métrique de l'âge de l'information ainsi que celle du temps d'inter-livraison pour caractériser les statistiques de ces processus aléatoires. Notamment, des statistiques comme la moyenne ou la variance peuvent être facilement déduites. Ensuite, nous avons étudié le problème d'ordonnancement des paquets de mises à jour dans les réseaux multipoint à point afin de minimiser le temps d'inter-livraison. Nous avons étudié sa NP-difficulté et proposé des algorithmes en-ligne et hors-ligne simples en termes de complexité et efficaces en termes de performance.

Dans une première partie de ce projet de doctorat, nous avons étudié conjointement l'AdIL (âge de l'information livrée), le temps d'inter-livraison ainsi que la probabilité de perte des paquets dans un système de télésurveillance qui s'appuie sur un RCSF-RE. L'objectif est de proposer une technique de transmission pour améliorer la performance des intervalles de temps en termes de délai et taux de perte de paquets. Pour atteindre cet objectif et contrairement aux travaux antérieurs utilisant la connaissance de l'état du canal sans fil au transmetteur pour optimiser le débit du système, nous avons exploité l'estimation de l'état du canal sans fil pour optimiser l'ordonnancement des tâches effectuées par le noeud de capteur dans le but d'améliorer le délai et le taux de perte de paquets. Nous avons évalué l'impact de l'estimation de l'état du canal sans fil sur les performances en considérant à la fois les coûts temporels et énergétiques de la détection des données, de la transmission des données et de l'estimation de l'état du canal. Une telle considération a soulevé une question intéressante, soit celle de savoir s'il est plus efficace de transmettre les données détectées immédiatement ou d'attendre au contraire que le canal se révèle être en bon état. Pour répondre à cette question rigoureusement, nous avons dérivé les expressions mathématiques exactes (i) des distributions de probabilité de l'AdIL reflétant la fraîcheur des données, (ii) du temps d'inter-livraison illustrant la fréquence de la mise à jour des données et (iii) de la probabilité de perte de paquets. Afin de couvrir une large gamme des modèles d'arrivée d'énergie, l'évaluation des performances est effectuée en un premier lieu considérant un processus d'arrivée d'énergie parfaitement prévisible et en second lieu considérant un processus d'arrivée d'énergie aléatoire et plus général. Nous avons calculé également des conditions nécessaires asymptotiques sous lesquelles l'estimation de l'état du canal sans fil avant la transmission fonctionne strictement mieux que la transmission sans estimer l'état du canal. Finalement, nous avons étendu le protocole de communication proposé pour le système point à point au système de communication multipoint à point et nous avons fourni quelques résultats préliminaires. Nous avons aussi évalué les performances des différentes techniques de transmission via des simulations Monte Carlo.

Dans une deuxième partie de ce projet de doctorat, nous avons étudié le temps d'inter-

livraison des paquets de mises à jour dans un RCSF-RE dont les noeuds sont équipés de condensateurs. Outre la distribution du temps d'inter-livraison, nous avons proposé et étudié une nouvelle métrique appelée la probabilité de violation du temps d'inter-livraison, notée  $P_v$ , définie comme la probabilité que le temps d'inter-livraison dépasse un seuil donné. La probabilité que le temps d'inter-livraison dépasse un certain seuil est bien différente de temps d'inter-livraison moyen. En effet, une exigence d'un délai moyen minimum entre les livraisons peut être satisfaite même si le seuil est occasionnellement dépassé. En prenant en considération à la fois le manque de fiabilité du canal sans fil et le caractère aléatoire de l'énergie, nous avons calculé les expressions mathématiques exactes de la distribution de probabilité du temps d'inter-livraison et de la probabilité de violation  $P_v$  pour les intervalle de temps multipoint à point. Ensuite, nous avons détaillé comment la taille optimale du condensateur qui minimise  $P_v$  est obtenue. Notre analyse a révélé que la probabilité de violation dépend étroitement de la taille du condensateur. Les résultats analytiques et des simulations ont démontré l'existence d'une taille de condensateur optimale qui minimise la probabilité de violation. L'optimisation de la taille du condensateur (la quantité d'énergie emmagasinée dans le condensateur est ajustée à sa capacité) permet de réduire les coûts d'installation et guide le concepteur pour le choix des caractéristiques (capacité de stockage de l'énergie dans ce cas) des équipements qui influencent grandement les prix de ces derniers. En outre, l'optimisation de la capacité du condensateur contrôle indirectement la fréquence de génération des mises à jour. De plus, nos résultats ont montré l'existence d'un compromis intéressant dans la conception du système. D'une part, un condensateur avec une petite capacité de stockage se charge rapidement et donc des mises à jour d'état sont envoyées plus fréquemment mais avec une puissance de transmission faible et donc un taux d'erreur de transmission élevé. D'autre part, un condensateur avec une grande capacité augmente la puissance de transmission et augmente la probabilité de transmission sans erreur des données, au détriment d'un temps d'attente plus élevé jusqu'au chargement complet du condensateur. Nous avons fourni également une analyse asymptotique des performances qui permet une compréhension claire du comportement du système dans des conditions particulières, à savoir le cas du "temps de chargement court du condensateur" et les cas du "temps de chargement long du condensateur". Plus précisément, nous avons calculé des limites pour les métriques du temps d'inter-livraison et la probabilité de violation. Enfin, grâce à des résultats analytiques et de simulations, nous avons évalué l'impact sur  $P_v$  de plusieurs paramètres dans les intervalle de temps multipoint à point.

Dans une dernière partie de ce projet de doctorat, nous avons étudié le problème d'ordonnancement des noeuds dans les intervalle de temps multi-noeuds (plusieurs noeuds et un collecteur de données) dans le but de minimiser le nombre total d'événements de violation du temps

d'inter-livraison sur un horizon de temps fini. L'analyse est effectuée en considérant à la fois le caractère aléatoire de l'arrivée d'énergie et le manque de fiabilité du canal sans fil. Le problème d'ordonnancement est étudié dans les contextes hors ligne et en ligne. Dans une première partie de cette contribution, nous avons étudié le cas d'un RCSF-RE point-à-point (un nœud et un collecteur de données). Nous avons démontré que ce problème hors-ligne peut être résolu d'une manière optimale et nous avons proposé un algorithme d'ordonnancement optimal basé sur la programmation dynamique qui a une complexité polynomiale. Pour le scénario en-ligne, nous avons montré analytiquement qu'il n'existe pas d'algorithme déterministe compétitif pour résoudre le problème d'ordonnancement considéré. Pour cela, nous avons proposé un algorithme à caractère aléatoire. Dans une deuxième partie, nous avons étudié le problème général qui considère le cas des intervalles de temps à plusieurs nœuds. D'abord, la complexité du problème hors-ligne est analysée. Nous avons mathématiquement montré qu'il s'agit d'un problème NP-difficile même pour un RCSF-RE composée de deux nœuds. Un algorithme itératif, sous-optimal et simple en termes de complexité qui est basé sur la programmation dynamique est proposé pour résoudre le problème hors-ligne. Ensuite, un algorithme à caractère aléatoire est également proposé pour résoudre efficacement le problème en-ligne. Finalement, nous avons évalué les performances des algorithmes proposés à l'aide de simulations Monte Carlo et nous les avons comparés à des solutions communément utilisées dans la littérature (solutions de référence). L'impact des différents paramètres du réseau est également illustré.

## 6.2 Contributions à l'avancement des connaissances

Cette thèse vise à contribuer à l'avancement des connaissances dans les intervalles de temps grâce à la conception et l'évaluation des performances des techniques de transmission pour des applications sensibles au délai qui requièrent des mises à jour fraîches et régulières. Ce type de réseaux constitue sans doute la clé de voûte de la technologie de l'IdO et les communications vertes des prochaines générations de réseaux sans fil. Spécifiquement, ce projet de doctorat, grâce aux solutions spécifiquement conçues, aura une incidence sur les applications temps réel qui s'appuient sur des intervalles de temps requérant une régularité des mises à jour des données. Ces résultats, à la fois originaux et efficaces, apportent des solutions théoriques rigoureusement étudiées et des bases solides pour propulser le développement des applications temps réel, notamment à l'ère de l'émergence de l'IdO et des réseaux cyber-physiques tels que les réseaux intra-véhiculaires. Plus particulièrement, nous souhaitons que cette thèse ait une incidence sur :

- une meilleure compréhension des nouvelles métriques de performances de délai, no-

tamment l'âge de l'information et le temps d'inter-livraison. Ceci offre des directives au concepteur du réseau pour identifier la métrique de délai adéquate pour les applications temps réel qui s'appuient sur les intervalles de temps et qui ont des exigences en termes de régularité de livraison des mises à jour ;

- la caractérisation du temps d'inter-livraison à l'aide d'analyses théoriques solides ; et
- le développement des algorithmes et des techniques de transmission efficaces et adaptés aux caractéristiques des nœuds capteurs verts, notamment en termes de capacité de calcul limitée et de l'arrivée d'énergie intermittente.

Il est important de noter que les deux premières contributions aideront les concepteurs du réseau à bien dimensionner leurs systèmes avant de les mettre en place et permettront ainsi de bien choisir les paramètres de système et reconnaître les limites de performances théoriques. Les résultats obtenus dans ces deux premières contributions sont principalement basés sur des études analytiques rigoureuses qui permettent de comprendre le fonctionnement du système théoriquement et ainsi obtenir des solutions de référence faciles à implémenter. La troisième contribution et ainsi les algorithmes proposés au chapitre 5 représentent des solutions intéressantes et innovantes prêtes à être implémentées au niveau du puits à fin d'assurer un ordonnancement des nœuds qui mise sur le maintien de la régularité de l'information. Les études théoriques effectuées permettent de comprendre la structure et la difficulté intrinsèque du problème étudié. Les algorithmes hors-ligne proposés fournissent des solutions de référence qui peuvent être utilisés pour des fins de comparaison et peuvent remplacer même des solutions hors-ligne optimales complexes. En outre, les algorithmes en-ligne proposés se caractérisent par leurs simplicité et performance. Donc, ils sont considérés comme des méthodes prêt-à-utiliser et à-implémenter dans des plate-formes réelles.

Tous les résultats proposés tout au long de cette thèse sont, au meilleur de nos connaissances, à la fois nouveaux et uniques en termes d'efficacité et de praticabilité. Par conséquent, ils constituent des innovations technologiques importantes.

### **6.3 Travaux futurs**

Prochainement, nous envisageons d'étudier les problématiques de recherche suivantes.

D'abord, nous souhaitons répondre rigoureusement à la question intéressante suivante : est ce que la modulation adaptative pourra améliorer le temps d'inter-livraison dans un RCSF-RE, et si oui, dans quel cas ? La modulation adaptative est utilisée pour changer dynamiquement les types et niveaux de modulation en fonction des conditions instantanées du canal sans fil. Elle améliore la vitesse de transmission, le taux d'erreur binaire et l'efficacité spectrale en utilisant la connaissance de l'état du canal sans fil au niveau de l'émetteur. Dans les canaux

à évanouissement, la modulation adaptative offre des performances supérieures par rapport aux systèmes qui ne calculent pas ou n'utilisent pas les informations sur l'état du canal au niveau de l'émetteur.

Par la suite, nous envisageons d'étudier le même problème d'ordonnancement considéré dans la troisième partie de cette thèse, mais dans le cas d'un système hétérogène (arrivée d'énergie et seuils sur le temps d'inter-livraison non-uniformément distribués entre les noeuds capteurs). Ensuite, nous envisageons de développer des algorithmes totalement distribués pour résoudre ce problème. Le développement des algorithmes distribués est particulièrement intéressant parce qu'une solution centralisée est implantée dans un point central qui constitue généralement un point de défaillance unique et un goulot d'étranglement pour le système. Par la suite, une solution distribuée permet d'enlever cette dépendance à un point central et de fournir une solution évolutive. De plus une solution distribuée élimine la nécessité de sonder les noeuds et contrôler leur transmission par le point central, ce qui consomme de l'énergie et de la bande passante. Il est à noter que la solution centralisée proposée dans la thèse est évidemment importante puisqu'elle nous a permis d'apprendre les caractéristiques du système et d'avoir une solution de référence pour, par exemple, des solutions distribuées.

Dans la première partie de cette thèse, nous avons fourni seulement quelques résultats préliminaires sur la technique d'accès multiple basée sur le protocole de communication exploitant l'estimation de l'état du canal sans fil pour améliorer les performances d'un système point à point en termes de délai et probabilité de perte des paquets. Nous envisageons donc d'évaluer analytiquement les performances de cette technique d'accès multiple proposée en utilisant la théorie des probabilités.

Après avoir étudié la topologie à saut unique (chaque noeud transmet directement ses données à un collecteur de données), des extensions naturelles des travaux réalisées dans cette thèse seraient d'étudier des intervalle de temps avec multi-sauts (en anglais, multi-hop wireless ad-hoc networks) en considérant le même objectif, soit celui de minimiser le nombre de violations du temps d'inter-livraison. Les réseaux multi-sauts sont intéressants car ils permettent d'offrir une alternative de transmission aux noeuds avec peu d'arrivée d'énergie ou trop éloignés du noeud collecteur. Dans ce type de intervalle de temps, la causalité de l'énergie devrait non seulement être considérée au niveau des émetteurs mais aussi au niveau des sauts intermédiaires. À ces contraintes s'ajoutent également la gestion de l'interférence à cause de la présence de plusieurs noeuds dans le réseau et leurs échanges simultanés. Le défi serait donc de gérer l'allocation des ressources temporelles et énergétiques tout en considérant les contraintes liées à la causalité de l'énergie, l'interférence et la non-fiabilité du canal sans fil. En d'autres termes, le travail répondra à la question suivante : à quel noeud et à quel

moment faut-il transférer les données pour que le délai d'inter-livraison ne dépasse pas un seuil maximum fixe ?

Nous prévoyons également considérer la mobilité dans les intervalle de temps dans une prochaine étape. Spécifiquement, nous envisageons d'étudier un RCSF-RE multipoint à point avec un collecteur de données mobile tel que le cas d'un véhicule aérien sans pilote (en anglais, unmanned aerial vehicle (UAV)). L'objectif serait d'optimiser le trajet du collecteur de données pour minimiser la probabilité de violation du temps d'inter-livraison dépasse un certain seuil.

Le déploiement et les applications de l'IdO vont des villes intelligentes (smart cities en anglais) à l'informatique urbaine (urban computing en anglais), et des soins de santé omniprésents (ubiquitous healthcare en anglais) à l'Internet tactile. Pour cette raison, l'infrastructure physique des systèmes de réseaux hétérogènes est devenue plus compliquée, et nécessite donc des solutions efficaces et dynamiques pour la gestion, la configuration et l'ordonnancement des flux. La softwarisation des réseaux sous la forme de réseaux définis par logiciel (Software Defined Networks (SDN) en anglais) et la virtualisation des fonctions réseau (Network Function Virtualization (NFV)) ont fait l'objet de recherches approfondies pour l'IdO ces dernières années. Nous pouvons aussi considérer l'allocation des ressources dans ce contexte.

## RÉFÉRENCES

- [1] S. LABS. The evolution of wireless sensor networks. [En ligne]. Disponible : <http://www.silabs.com/wireless>.
- [2] Z. Chen *et al.*, “Age of Information in a Multiple Access Channel with Heterogeneous Traffic and An Energy Harvesting Node,” dans *Proc. IEEE Conf. Comput. Commun. Workshops (INFOCOM)*, Paris, France, Apr. 2019, p. 1–7.
- [3] K. L. Lueth, “State of the IoT 2018 : Number of IoT Devices Now at 7B – Market Accelerating,” *IoT Analytics Market Insights for the Internet of things*, Aug. 2018.
- [4] Y. Shu, *Internet of Things : Wireless Sensor Networks*. Geneva, Switzerland : International Electrotechnical Commission, 2014.
- [5] T. Yoshimura, T. Ohya et H. Matsuoka, “A Robust Method for Soft IP Handover,” *IEEE Internet Comput.*, vol. 10, n°. 02, p. 18–24, 2003.
- [6] A. Mainwaring *et al.*, “Wireless Sensor Networks for Habitat Monitoring,” dans *Proc. ACM Int. Workshop Wireless Sens. Netw. Appl. (WSNA)*, Atlanta, Georgia, USA, 2002, p. 88–97.
- [7] M. Karpiriski, A. Senart et V. Cahill, “Sensor Networks for Smart Roads,” dans *Proc. IEEE Int. Conf. Pervasive Comput. Commun. Workshops (PERCOM)*, Pisa, Italy, Mar. 2006, p. 5 pp.–310.
- [8] H. Akinaga, “Recent Advances and Future Prospects in Energy Harvesting Technologies,” *IOP Jpn. J. Appl. Phys.*, vol. 59, n°. 11, p. 110201, 2020.
- [9] Wei Ye, J. Heidemann et D. Estrin, “An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks,” dans *Proc. IEEE Int. Conf. Comput. Commun. (INFOCOM)*, vol. 3, New York, NY, USA, Jun. 2002, p. 1567–1576 vol.3.
- [10] J. Polastre, J. Hill et D. Culler, “Versatile Low Power Media Access for Wireless Sensor Networks,” dans *Proc. ACM Int. Conf. Embedded Netw. Sens. Syst. (SENSYS)*, Baltimore, MD, USA, Nov. 2004, p. 95–107.
- [11] M. Buettner *et al.*, “X-MAC : A Short Preamble MAC Protocol for Duty-Cycled Wireless Sensor Networks,” dans *Proc. ACM Int. Conf. Embedded Netw. Sens. Syst. (SENSYS)*, Boulder, CO, USA, Oct. 2006, p. 307–320.
- [12] W. R. Heinzelman, A. Chandrakasan et H. Balakrishnan, “Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks,” dans *Proc. IEEE Hawaii Int. Conf. Syst. Sci. (HICSS)*, Maui, HI, USA, 2000, p. 10 pp. vol. 2.

- [13] C. Intanagonwiwat, R. Govindan et D. Estrin, “Directed Diffusion : A Scalable and Robust Communication Paradigm for Sensor Networks,” dans *Proc. ACM Int. Conf. Mobile Comput. Netw. (MOBICOM)*, Boston, MA, USA, Aug. 2000, p. 56–67.
- [14] Prabal Dutta *et al.*, “Design of a Wireless Sensor Network Platform for Detecting Rare, Random, and Ephemeral Events,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Process. Sens. Netw. (IPSN)*, Boise, ID, USA, Apr. 2005, p. 497–502.
- [15] H. Liu, A. Chandra et J. Srivastava, “eSENSE : Energy Efficient Stochastic Sensing Framework for Wireless Sensor Platforms,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Process. Sens. Netw. (IPSN)*, Nashville, TN, USA, Apr. 2006, p. 235–242.
- [16] O. Gnawali *et al.*, “The Tenet Architecture for Tiered Sensor Networks,” dans *Proc. ACM Int. Conf. Embedded Netw. Sens. Syst. (SENSYS)*, Boulder, CO, USA, Oct. 2006, p. 153–166.
- [17] S. Kumar, T. H. Lai et J. Balogh, “On K-Coverage in a Mostly Sleeping Sensor Network,” dans *Proc. ACM Int. Conf. Mobile Comput. Netw. (MOBICOM)*, Philadelphia, PA, USA, Sept. 2004, p. 144–158.
- [18] S. Sudevalayam et P. Kulkarni, “Energy Harvesting Sensor Nodes : Survey and Implications,” *IEEE Commun. Surveys Tuts.*, vol. 13, n°. 3, p. 443–461, 2011.
- [19] C. Alippi et C. Galperti, “An Adaptive System for Optimal Solar Energy Harvesting in Wireless Sensor Network Nodes,” *IEEE Trans. Circuits Syst. I : Regular Papers*, vol. 55, n°. 6, p. 1742–1750, 2008.
- [20] D. N. F. Sangare, Y. Xiao et Z. Han, “Mobile Charging in Wireless-Powered Sensor Networks : Optimal Scheduling and Experimental Implementation,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 66, n°. 8, p. 7400–7410, 2017.
- [21] ONU. (2015) Énergie propre à un coût abordable : pourquoi est-ce important ? [En ligne]. Disponible : [https://www.un.org/sustainabledevelopment/fr/wp-content/uploads/sites/4/2016/10/Why\\_it\\_matters\\_Goal\\_7\\_French.pdf](https://www.un.org/sustainabledevelopment/fr/wp-content/uploads/sites/4/2016/10/Why_it_matters_Goal_7_French.pdf)
- [22] S. Luo, R. Zhang et T. J. Lim, “Optimal Save-Then-Transmit Protocol for Energy Harvesting Wireless Transmitters,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 12, n°. 3, p. 1196–1207, 2013.
- [23] X. Zheng *et al.*, “Closed-Form Analysis of Non-Linear Age of Information in Status Updates With an Energy Harvesting Transmitter,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 18, n°. 8, p. 4129–4142, 2019.
- [24] Y. Sun *et al.*, *Age of Information : A New Metric for Information Freshness*. Morgan & Claypool, 2019.

- [25] A. Hentati, J. F. Frigon et W. Ajib, “Energy Harvesting Wireless Sensor Networks with Channel Estimation : Delay and Packet Loss Performance Analysis,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 69, n°. 2, p. 1956–1969, 2020.
- [26] ——, “Information Age and Packet Loss Performance Analysis of Energy Harvesting WSNs,” dans *Proc. IEEE Veh. Technol. Conf. (VTC-Fall)*, Chicago, IL, USA, Aug. 2018, p. 1–5.
- [27] A. Hentati *et al.*, “Analysis of the Inter-Delivery Time in IoT Energy Harvesting Wireless Sensor Networks,” *IEEE IoT J.*, vol. 8, n°. 6, p. 4920–4930, 2020.
- [28] ——, “Update Interval Violation Probability in Energy Harvesting Wireless Sensor Networks,” dans *Proc. IEEE Consum. Commun. Netw. Conf. (CCNC)*, Las Vegas, NV, USA, Jan. 2020, p. 1–6.
- [29] A. Belfkih *et al.*, “Les bases de données dans les réseaux de capteurs sans fil,” *Tech. Sci. Informatiques*, vol. 33, p. 739–776, 2014.
- [30] S. Khorram *et al.*, “Remote Sensing,” *Springer*, vol. 10, n°. VII, p. 1–134, 2012.
- [31] G. De Sousa, “Etude en vue de la réalisation de logiciels bas niveau dédiés aux réseaux de capteurs sans fil : microsystème de fichiers. algorithme et structure de données,” Thèse de doctorat, Université Blaise Pascal - Clermont-Ferrand II, 2008.
- [32] W. Bechkit, A. Bouabdallah et Y. Challal, “Un Prototype de Réseaux de Capteurs sans Fil pour l’Agriculture et le Contrôle de l’Environnement,” dans *CFIP 2011 - Colloque Francophone sur l’Ingénierie des Protocoles*. Sainte Maxime, France : UTC, mai 2011, session Posters & Demos.
- [33] L. Pignagnoli *et al.*, “Tsunami Early Warning System : Deep Sea Measurements in the Source Area,” 2011. [En ligne]. Disponible : <http://hdl.handle.net/2122/7308>
- [34] F. Guyoton, “Sismicité et structure lithosphérique des Alpes occidentales.” Theses, Université Joseph-Fourier - Grenoble I, fevr. 1991. [En ligne]. Disponible : <https://tel.archives-ouvertes.fr/tel-00544553>
- [35] H. Zhou *et al.*, “Remote Continuous Cardiac Arrhythmias Detection and Monitoring,” *Studies in health technology and informatics*, vol. 105, p. 112–120, 2004.
- [36] L. Bréheret *et al.*, “Traitements des données de trafic : besoins, état de l’art, exemple de mise en oeuvre,” dans *Coll. CERTU Technologies et systèmes d’information*, Jan. 2000.
- [37] S. Servigne *et al.*, “Gestion de masses de données temps réel au sein de bases de données capteurs,” *Revue Internationale de Géomatique, Lavoisier*, vol. 19, p. 133–150, 2009.

- [38] A. Orsino *et al.*, “Energy Efficient IoT Data Collection in Smart Cities Exploiting D2D Communications,” *MDPI Sensors*, vol. 16, n°. 6, p. 836, 2016.
- [39] S. Li, L. Da Xu et S. Zhao, “5G Internet of Things : A Survey,” *Elsevier J. Ind. Inf. Integr.*, vol. 10, p. 1–9, 2018.
- [40] “IoT Business News,” 2020, accessed online : 28-02-2021. [En ligne]. Disponible : <https://iotbusinessnews.com/>
- [41] Y. Bai, H. Jantunen et J. Juuti, “Energy Harvesting Research : The Road from Single Source to Multisource,” *Advanced Materials*, vol. 30, n°. 34, p. 1707271, 2018.
- [42] J. A. Paradiso et M. Feldmeier, “A Compact, Wireless, Self-Powered Pushbutton Controller,” dans *Ubicomp 2001 : Ubiquitous Computing*, G. D. Abowd, B. Brumitt et S. Shafer, édit. Springer Berlin Heidelberg, 2001, p. 299–304.
- [43] C. Park et P. H. Chou, “AmBiMax : Autonomous Energy Harvesting Platform for Multi-Supply Wireless Sensor Nodes,” dans *Proc. IEEE Commun. Soc. Sens. Ad-Hoc Commun. Netw. (SECON)*, Reston, VA, USA, Sep. 2006, p. 168–177.
- [44] “Power Wireless Products,” [www.powercastco.com](http://www.powercastco.com), online Available.
- [45] I. Krikidis, “Average Age of Information in Wireless Powered Sensor Networks,” *IEEE Commun. Lett.*, vol. 8, n°. 2, p. 628–631, 2019.
- [46] J. Bai *et al.*, “Battery-Free Sensor Tag for IoT Applications,” dans *Proc. IEEE Int. Conf. Consumer Electronics - Taiwan (ICCE-TW)*, Taipei, Taiwan, Jun. 2017, p. 27–28.
- [47] S. Yoon, S. Carreon-Bautista et E. Sánchez-Sinencio, “An Area Efficient Thermal Energy Harvester With Reconfigurable Capacitor Charge Pump for IoT Applications,” *IEEE Trans. Circuits Syst. II : Express Briefs*, vol. 65, n°. 12, p. 1974–1978, 2018.
- [48] A. Kansal *et al.*, “Power Management in Energy Harvesting Sensor Networks,” *ACM Trans. Embed. Comput. Syst.*, vol. 6, n°. 4, p. 1–38, 2007.
- [49] N. S. Shenck et J. A. Paradiso, “Energy Scavenging with Shoe-Mounted Piezoelectrics,” *IEEE Micro*, vol. 21, n°. 3, p. 30–42, 2001.
- [50] X. Jiang, J. Polastre et D. Culler, “Perpetual Environmentally Powered Sensor Networks,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Process. Sens. Netw. (IPSN)*, Boise, ID, USA, Apr. 2005, p. 463–468.
- [51] Vijay Raghunathan *et al.*, “Design Considerations for Solar Energy Harvesting Wireless Embedded Systems,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Process. Sens. Netw. (IPSN)*, Boise, ID, USA, Apr. 2005, p. 457–462.

- [52] H. Mahdavi-Doost et R. D. Yates, “Energy Harvesting Receivers : Finite Battery Capacity,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Istanbul, Turkey, Jul. 2013, p. 1799–1803.
- [53] W. Liu *et al.*, “Energy Harvesting Wireless Sensor Networks : Delay Analysis Considering Energy Costs of Sensing and Transmission,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 15, n°. 7, p. 4635–4650, 2016.
- [54] T. Q. Wu et H. C. Yang, “On the Performance of Overlaid Wireless Sensor Transmission With RF Energy Harvesting,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 33, n°. 8, p. 1693–1705, 2015.
- [55] A. Zibaeenejad et P. Parhizgar, “Power Management Policies for Slowly Varying Bernoulli Energy Harvesting Channels,” dans *Proc. IEEE Iran Workshop Commun. Inf. Theory (IWCIT)*, Tahran, Iran, Apr. 2018, p. 1–6.
- [56] J. Yang, X. Wu et J. Wu, “Optimal Scheduling of Collaborative Sensing in Energy Harvesting Sensor Networks,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 33, n°. 3, p. 512–523, 2015.
- [57] V. C. Gungor et G. P. Hancke, “Industrial Wireless Sensor Networks : Challenges, Design Principles, and Technical Approaches,” *IEEE Trans. Ind. Electron.*, vol. 56, n°. 10, p. 4258–4265, 2009.
- [58] S. Rhee, D. Seetharam et S. Liu, “Techniques for Minimizing Power Consumption in Low Data-Rate Wireless Sensor Networks,” dans *Proc. IEEE Wireless Commun. Netw. Conf. (WCNC)*, Atlanta, GA, USA, Mar. 2004, p. 1727–1731 Vol.3.
- [59] J. Lei, R. Yates et L. Greenstein, “A Generic Model for Optimizing Single-Hop Transmission Policy of Replenishable Sensors,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 8, n°. 2, p. 547–551, 2009.
- [60] D. Niyato, E. Hossain et A. Fallahi, “Sleep and Wakeup Strategies in Solar-Powered Wireless Sensor/Mesh Networks : Performance Analysis and Optimization,” *IEEE Trans. Mobile Comput.*, vol. 6, n°. 2, p. 221–236, 2007.
- [61] R. Gangula, D. Gesbert et D. Gündüz, “Optimization of Energy Harvesting MISO Communication System With Feedback,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 33, n°. 3, p. 396–406, 2015.
- [62] A. Vakili, M. Sharif et B. Hassibi, “The Effect of Channel Estimation Error on the Throughput of Broadcast Channels,” dans *Proc. IEEE Int. Conf. Acoust. Speech Sig. Process. (ICASSP)*, vol. 4, Toulouse, France, May 2006, p. IV–IV.
- [63] X. Liu, E. K. Chong et N. B. Shroff, “A Framework for Opportunistic Scheduling in Wireless Networks,” *Elsevier Comput. Netw.*, vol. 41, n°. 4, p. 451–474, 2003.

- [64] M. Karaca *et al.*, “Efficient Wireless Scheduling with Limited Channel Feedback and Performance Guarantees,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Personal Indoor Mobile Radio Commun. (PIMRC)*, Sydney, NSW, Australia, Sept. 2012, p. 106–111.
- [65] J. Yang et S. Ulukus, “Transmission Completion Time Minimization in an Energy Harvesting System,” dans *Proc. IEEE Conf. Inf. Sci. Syst. (CISS)*, Princeton, NJ, USA, Mar. 2010, p. 1–6.
- [66] V. Sharma *et al.*, “Optimal Energy Management Policies for Energy Harvesting Sensor Nodes,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 9, n°. 4, p. 1326–1336, 2010.
- [67] C. Chun, J. Kang et I. Kim, “Adaptive Rate and Energy Harvesting Interval Control Based on Reinforcement Learning for SWIPT,” *IEEE Commun. Lett.*, vol. 22, n°. 12, p. 2571–2574, 2018.
- [68] A. Deshmukh et R. Vaze, “Online Energy-Efficient Packet Scheduling for a Common Deadline With and Without Energy Harvesting,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 34, n°. 12, p. 3661–3674, 2016.
- [69] J. Liu, H. Dai et W. Chen, “Delay Optimal Scheduling for Energy Harvesting Based Communications,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 33, n°. 3, p. 452–466, 2015.
- [70] A. Arafa *et al.*, “Delay Minimal Policies in Energy Harvesting Communication Systems,” *IEEE Trans. Commun.*, vol. 66, n°. 7, p. 2918–2930, 2018.
- [71] V. Hakami et M. Dehghan, “Distributed Power Control for Delay Optimization in Energy Harvesting Cooperative Relay Networks,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 66, n°. 6, p. 4742–4755, 2017.
- [72] Z. Zhou *et al.*, “Energy-Efficient Resource Allocation for Energy Harvesting-Based Cognitive Machine-to-Machine Communications,” *IEEE Trans. Cogn. Commun. and Netw.*, vol. 5, n°. 3, p. 595–607, 2019.
- [73] J. Yang et S. Ulukus, “Optimal Packet Scheduling in an Energy Harvesting Communication System,” *IEEE Trans. Commun.*, vol. 60, n°. 1, p. 220–230, 2012.
- [74] K. Tutuncuoglu et A. Yener, “Optimum Transmission Policies for Battery Limited Energy Harvesting Nodes,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 11, n°. 3, p. 1180–1189, 2012.
- [75] O. Ozel *et al.*, “Transmission with Energy Harvesting Nodes in Fading Wireless Channels : Optimal Policies,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 29, n°. 8, p. 1732–1743, 2011.
- [76] C. K. Ho et R. Zhang, “Optimal Energy Allocation for Wireless Communications With Energy Harvesting Constraints,” *IEEE Trans. Sig. Process.*, vol. 60, n°. 9, p. 4808–4818, 2012.

- [77] S. Kim, R. Fonseca et D. Culler, “Reliable Transfer on Wireless Sensor Networks,” dans *Proc. IEEE Commun. Soc. Conf. Sens., Mesh Ad-Hoc Commun. Netw. (SECON)*, Santa Clara, CA, USA, Oct. 2004, p. 449–459.
- [78] L. Lei *et al.*, “Optimal Reliability in Energy Harvesting Industrial Wireless Sensor Networks,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 15, n°. 8, p. 5399–5413, 2016.
- [79] A. A. Kumar, K. Ovsthus et L. M. Kristensen., “An Industrial Perspective on Wireless Sensor Networks; A Survey of Requirements, Protocols, and Challenges,” *IEEE Commun. Surveys Tuts.*, vol. 16, n°. 3, p. 1391–1412, 2014.
- [80] J. Yang, O. Ozel et S. Ulukus, “Broadcasting with an Energy Harvesting Rechargeable Transmitter,” *IEEE Tran. Wireless Commun.*, vol. 11, n°. 2, p. 571–583, 2012.
- [81] M. A. Antepli, E. Uysal-Biyikoglu et H. Erkal, “Optimal Packet Scheduling on an Energy Harvesting Broadcast Link,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 29, n°. 8, p. 1721–1731, 2011.
- [82] O. Ozel, J. Yang et S. Ulukus, “Optimal Broadcast Scheduling for an Energy Harvesting Rechargeable Transmitter with a Finite Capacity Battery,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 11, n°. 6, p. 2193–2203, 2012.
- [83] C. Huang, R. Zhang et S. Cui, “Throughput Maximization for the Gaussian Relay Channel with Energy Harvesting Constraints,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 31, n°. 8, p. 1469–1479, 2013.
- [84] D. Gündüz et B. Devillers, “Two-Hop Communication with Energy Harvesting,” dans *Proc. IEEE Int. Workshop Comput. Advances Multi-Sensor Adaptive Process. (CAMSAP)*, San Juan, PR, USA, Dec. 2011, p. 201–204.
- [85] O. Orhan et E. Erkip, “Optimal Transmission Policies for Energy Harvesting Two-Hop Networks,” dans *Proc. IEEE Annual Conf. Inf. Sci. Syst. (CISS)*, Princeton, NJ, USA, Mar. 2012, p. 1–6.
- [86] Y. Luo, J. Zhang et K. B. Letaief, “Optimal Scheduling and Power Allocation for Two-Hop Energy Harvesting Communication Systems,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 12, n°. 9, p. 4729–4741, 2013.
- [87] J. Yang et S. Ulukus, “Optimal Packet Scheduling in a Multiple Access Channel with Energy Harvesting Transmitters,” *IEEE J. Commun. Netw.*, vol. 14, n°. 2, p. 140–150, 2012.
- [88] K. Tutuncuoglu et A. Yener, “Sum-Rate Optimal Power Policies for Energy Harvesting Transmitters in an Interference Channel,” *IEEE J. Commun. Netw.*, vol. 14, n°. 2, p. 151–161, 2012.

- [89] B. Gurakan *et al.*, “Energy Cooperation in Energy Harvesting Communications,” *IEEE Trans. Commun.*, vol. 61, n°. 12, p. 4884–4898, 2013.
- [90] H. Gao, W. Ejaz et M. Jo, “Cooperative Wireless Energy Harvesting and Spectrum Sharing in 5G Networks,” *IEEE Access*, vol. 4, p. 3647–3658, 2016.
- [91] B. Devillers et D. Gündüz, “A General Framework for the Optimization of Energy Harvesting Communication Systems with Battery Imperfections,” *IEEE J. Commun. Netw.*, vol. 14, n°. 2, p. 130–139, 2012.
- [92] K. Tutuncuoglu, A. Yener et S. Ulukus, “Optimum Policies for an Energy Harvesting Transmitter under Energy Storage Losses,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 33, n°. 3, p. 467–481, 2015.
- [93] O. Ozel, K. Shahzad et S. Ulukus, “Optimal Energy Allocation for Energy Harvesting Transmitters with Hybrid Energy Storage and Processing Cost,” *IEEE Trans. Signal Process.*, vol. 62, n°. 12, p. 3232–3245, 2014.
- [94] O. Orhan, D. Gündüz et E. Erkip, “Throughput Maximization for an Energy Harvesting Communication System with Processing Cost,” dans *Proc. IEEE Inf. Theory Workshop (ITW)*, Lausanne, Switzerland, Sep. 2012, p. 84–88.
- [95] J. Xu et R. Zhang, “Throughput Optimal Policies for Energy Harvesting Wireless Transmitters with Non-Ideal Circuit Power,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 32, n°. 2, p. 322–332, 2013.
- [96] A. Arafa et S. Ulukus, “Optimal Policies for Wireless Networks with Energy Harvesting Transmitters and Receivers : Effects of Decoding Costs,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 33, n°. 12, p. 2611–2625, 2015.
- [97] A. Arafa, A. f. Baknina et S. Ulukus, “Energy Harvesting Two-Way Channels with Decoding and Processing Costs,” *IEEE Trans. Green Commun. and Netw.*, vol. 1, n°. 1, p. 3–16, 2016.
- [98] P. Papadimitratos *et al.*, “Vehicular Communication Systems : Enabling Technologies, Applications, and Future Outlook on Intelligent Transportation,” *IEEE Commun. Mag.*, vol. 47, n°. 11, p. 84–95, 2009.
- [99] S. Leng et A. Yener, “Age of Information Minimization for an Energy Harvesting Cognitive Radio,” *IEEE Trans. Cognitive Commun. Netw.*, vol. 5, n°. 2, p. 427–439, 2019.
- [100] X. Guo *et al.*, “A Risk-Sensitive Approach for Packet Inter-Delivery Time Optimization in Networked Cyber-Physical Systems,” *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 26, n°. 4, p. 1976–1989, Aug. 2018.
- [101] R. D. Yates et S. K. Kaul, “The Age of Information : Real-Time Status Updating by Multiple Sources,” *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 65, n°. 3, p. 1807–1827, 2019.

- [102] S. Kaul, R. Yates et M. Gruteser, “Real-Time Status : How Often Should One Update ?” dans *Proc. IEEE Int. Conf. Comput. Commun. (INFOCOM)*, Orlando, FL, USA, Mar. 2012, p. 2731–2735.
- [103] S. K. Kaul, R. D. Yates et M. Gruteser, “Status Updates Through Queues,” dans *Proc. IEEE Annual Conf. Inf. Sci. Syst. (CISS)*, Princeton, NJ, USA, Mar. 2012, p. 1–6.
- [104] E. Najm et R. Nasser, “Age of Information : The Gamma Awakening,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Barcelona, Spain, July 2016, p. 2574–2578.
- [105] E. Najm, R. Yates et E. Soljanin, “Status Updates through M/G/1/1 Queues with HARQ,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Aachen, Germany, Jun. 2017, p. 131–135.
- [106] M. Costa, M. Codreanu et A. Ephremides, “Age of Information with Packet Management,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Honolulu, HI, USA, Jun. 2014, p. 1583–1587.
- [107] ———, “On the Age of Information in Status Update Systems With Packet Management,” *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 62, n°. 4, p. 1897–1910, 2016.
- [108] C. Kam *et al.*, “Age of Information with a Packet Deadline,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Barcelona, Spain, Jul. 2016, p. 2564–2568.
- [109] ———, “On the Age of Information With Packet Deadlines,” *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 64, n°. 9, p. 6419–6428, 2018.
- [110] ———, “Controlling the Age of Information : Buffer Size, Deadline, and Packet Replacement,” dans *Proc. IEEE Military Commun. Conf. (MILCOM)*, Baltimore, MD, USA, Nov. 2016, p. 301–306.
- [111] ———, “Effect of Message Transmission Path Diversity on Status Age,” *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 62, n°. 3, p. 1360–1374, 2016.
- [112] C. Kam, S. Kompella et A. Ephremides, “Age of Information under Random Updates,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Istanbul, Turkey, Jul. 2013, p. 66–70.
- [113] K. Chen et L. Huang, “Age-of-Information in the Presence of Error,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. on Inf. Theory (ISIT)*, Barcelona, Spain, July 2016, p. 2579–2583.
- [114] G. Stamatakis, N. Pappas et A. Traganitis, “Optimal Policies for Status Update Generation in an IoT Device With Heterogeneous Traffic,” *IEEE IoT J.*, vol. 7, n°. 6, p. 5315–5328, 2020.
- [115] Y. Inoue *et al.*, “A General Formula for the Stationary Distribution of the Age of Information and Its Application to Single-Server Queues,” *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 65, n°. 12, p. 8305–8324, 2019.

- [116] J. Seo et J. Choi, "On the Outage Probability of Peak Age-of-Information for D/G/1 Queuing Systems," *IEEE Commun. Lett.*, vol. 23, n°. 6, p. 1021–1024, 2019.
- [117] R. D. Yates et S. Kaul, "Real-Time Status Updating : Multiple Sources," dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Cambridge, MA, USA, July 2012, p. 2666–2670.
- [118] N. Pappas *et al.*, "Age of Information of Multiple Sources with Queue Management," dans *Proc. IEEE Int. Conf. Commun. (ICC)*, London, UK, Jun. 2015, p. 5935–5940.
- [119] V. Kavitha, E. Altman et I. Saha, "Controlling Packet Drops to Improve Freshness of information," 2018.
- [120] S. Kaul *et al.*, "Minimizing Age of Information in Vehicular Networks," dans *Proc. IEEE Commun. Soc. Conf. Sens., Mesh Ad-Hoc Commun. Netw. (SECON)*, Salt Lake City, UT, USA, Jun. 2011, p. 350–358.
- [121] Q. He, D. Yuan et A. Ephremides, "On Optimal Link Scheduling with Min-Max Peak Age of Information in Wireless Systems," dans *Proc. IEEE Int. Conf. Commun. (ICC)*, Kuala Lumpur, Malaysia, May 2016, p. 1–7.
- [122] I. Kadota *et al.*, "Minimizing the Age of Information in Broadcast Wireless Networks," dans *Proc. IEEE Conf. Commun., Control, and Comput. (Allerton)*, Monticello, IL, USA, Sept. 2016, p. 844–851.
- [123] A. Kosta *et al.*, "Age of Information Performance of Multiaccess Strategies with Packet Management," *IEEE J. Commun. and Net.*, vol. 21, n°. 3, p. 244–255, 2019.
- [124] L. Huang et E. Modiano, "Optimizing Age-of-Information in a Multi-class Queueing System," dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Hong Kong, China, Jun. 2015, p. 1681–1685.
- [125] R. Talak, S. Karaman et E. Modiano, "Optimizing Age of Information in Wireless Networks with Perfect Channel State Information," dans *Proc. IEEE Int. Symp. Modeling Optim. Mobile Ad-Hoc Wireless Netw. (WiOpt)*, Shanghai, China, May 2018, p. 1–8.
- [126] R. D. Yates et S. K. Kaul, "Status Updates over Unreliable Multiaccess Channels," dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Aachen, Germany, Jun. 2017, p. 331–335.
- [127] R. Talak, S. Karaman et E. Modiano, "Distributed Scheduling Algorithms for Optimizing Information Freshness in Wireless Networks," dans *Proc. IEEE Int. Workshop Sig. Process. Adv. Wireless Commun. (SPAWC)*, Kalamata, Greece, Jun. 2018, p. 1–5.
- [128] I. Kadota *et al.*, "Scheduling Policies for Minimizing Age of Information in Broadcast Wireless Networks," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 26, n°. 6, p. 2637–2650, 2018.
- [129] B. T. Bacinoglu, E. T. Ceran et E. Uysal-Biyikoglu, "Age of Information Under Energy Replenishment Constraints," dans *Proc. IEEE Inf. Theory Appl. Workshop (ITA)*, San Diego, CA, USA, Feb. 2015, p. 25–31.

- [130] R. D. Yates, “Lazy is Timely : Status Updates by an Energy Harvesting Source,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Hong Kong, China, Jun. 2015, p. 3008–3012.
- [131] B. T. Bacinoglu et E. Uysal-Biyikoglu, “Scheduling Status Updates to Minimize Age of Information with an Energy Harvesting Sensor,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Aachen, Germany, Jun. 2017, p. 1122–1126.
- [132] X. Wu, J. Yang et J. Wu, “Optimal Status Update for Age of Information Minimization With an Energy Harvesting Source,” *IEEE Trans. Green Commun. Netw.*, vol. 2, n°. 1, p. 193–204, 2018.
- [133] S. Farazi, A. G. Klein et D. R. Brown, “Age of information in energy harvesting status update systems : When to preempt in service?” dans *Proc. IEEE ISIT*, June 2018, p. 2436–2440.
- [134] X. Wu, J. Yang et J. Wu, “Optimal status update for age of information minimization with an energy harvesting source,” *IEEE Trans. on Green Commun. and Netw.*, vol. 2, n°. 1, p. 193–204, Mar. 2018.
- [135] A. Arafa, J. Yang et S. Ulukus, “Age-minimal online policies for energy harvesting sensors with random battery recharges,” dans *Proc. IEEE ICC*, May 2018, p. 1–6.
- [136] A. Arafa et S. Ulukus, “Age minimization in energy harvesting communications : Energy-controlled delays,” dans *Proc. IEEE ACSSC*, Oct. 2017, p. 1801–1805.
- [137] Y. Hsu, E. Modiano et L. Duan, “Age of Information : Design and Analysis of Optimal Scheduling Algorithms,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Aachen, Germany, Jun. 2017, p. 561–565.
- [138] C. Joo et A. Eryilmaz, “Wireless Scheduling for Information Freshness and Synchrony : Drift-Based Design and Heavy-Traffic Analysis,” *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 26, n°. 6, p. 2556–2568, 2018.
- [139] R. Li, A. Eryilmaz et B. Li, “Throughput-optimal Wireless Scheduling with Regulated Inter-service Times,” dans *Proc. IEEE Int. Conf. Comput. Commun. (INFOCOM)*, Turin, Italy, Apr. 2013, p. 2616–2624.
- [140] A. Goldsmith, *Wireless Communications*. Cambridge University Press, NY, USA, 2005.
- [141] A. A. Nasir *et al.*, “Wireless-Powered Relays in Cooperative Communications : Time-Switching Relaying Protocols and Throughput Analysis,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 63, n°. 5, p. 1607–1622, 2015.
- [142] R. Durrett, *Probability : Theory and Examples*. Cambridge University Press, 2011.

- [143] C. Technology, “MICAZ,” 2008. [En ligne]. Disponible : [http://www.openautomation.net/uploadsproductos/micaz\\_datasheet.pdf](http://www.openautomation.net/uploadsproductos/micaz_datasheet.pdf)
- [144] Z. Ding *et al.*, “Power allocation strategies in energy harvesting wireless cooperative networks,” *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol. 13, n°. 2, p. 846–860, Feb 2014.
- [145] Z. A. Eu, H. P. Tan et W. K. G. Seah, “Design and Performance Analysis of MAC Schemes for Wireless Sensor Networks Powered by Ambient Energy Harvesting,” *Elsevier Ad Hoc Netw.*, vol. 9, p. 300–323, 2011.
- [146] M. Ku *et al.*, “Advances in Energy Harvesting Communications : Past, Present, and Future Challenges,” *IEEE Commun. Surveys Tuts.*, vol. 18, n°. 2, p. 1384–1412, 2016.
- [147] L. G. Roberts, “ALOHA Packet System with and Without Slots and Capture,” *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol. 5, n°. 2, p. 28–42, avr. 1975.
- [148] S. R. S. Pallavi Sethi, “Internet of Things : Architectures, Protocols, and Applications,” *Int. J. Electr. Comput.*, vol. 2017, p. 1–11, 2017.
- [149] S. De, K. Kaushik et D. Mishra, “Stochastic Solar Harvesting Characterization for Sustainable Sensor Node Operation,” *IET Wireless Sens. Syst.*, vol. 9, n°. 4, p. 208–217, 2019.
- [150] S. Feng et J. Yang, “Minimizing Age of Information for an Energy Harvesting Source with Updating Failures,” dans *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Vail, CO, USA, Jun. 2018, p. 2431–2435.
- [151] C. Thielen, M. Tiedemann et S. Westphal, “The online knapsack problem with incremental capacity,” *Mathematical Methods of Operations Research*, vol. 83, n°. 2, p. 207–242, Apr. 2016.
- [152] R. M. Karp, “On-line algorithms versus off-line algorithms : How much is it worth to know the future ?” dans *Proceedings of the IFIP 12th World Computer Congress on Algorithms, Software, Architecture-Information Processing '92, Volume 1-Volume I*. NLD : North-Holland Publishing Co., 1992, p. 416–429.
- [153] M. R. Garey et D. S. Johnson, *Computers and Intractability : A Guide to the Theory of NP-Completeness*. New York, NY, USA : W. H. Freeman & Co., 1979.
- [154] E. A. Bender, “Asymptotic methods in enumeration,” *SIAM Review*, vol. 16, n°. 4, p. 485–515, 1974.
- [155] C. L. Liu et J. W. Layland, “Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment,” *J. ACM*, vol. 20, n°. 1, p. 46–61, Jan. 1973.