

REPUBLIQUE ALGERIENNE DEMOCRATIQUE ET POPULAIRE

MINISTERE DE L'ENSEIGNEMENT SUPERIEUR  
ET DE LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE

UNIVERSITE SAAD DAHLEB BLIDA

Faculté des Sciences

Département d'Informatique



Mémoire de fin d'étude

En vue d'obtenir le diplôme de Master en informatique

Spécialité : Ingénierie du logiciel

Thème:

**Application des modèles avec vacance de travail  
pour la conservation d'énergie des réseaux de  
capteurs sans fil.**

Encadré par :

Mme Boutoumi Bachira

Présenté par :

M<sup>lle</sup> Amtout Djedjiga

M<sup>lle</sup> Mallek Saliha

2016/2017

MA-004-513-1

# Remerciements

Nous remercions tout d'abord, le bon dieu tout puissant de nous avoir donné la santé, la volonté et la puissance pour achever ce travail.

Nos gratitude remerciements s'adressent à la directrice de ce mémoire Madame BACHIRA BOUTOUMI, pour son encadrement, sa disponibilité et son encouragement durant la réalisation de ce travail.

Nos sincères remerciements vont également à tous nos enseignants, sans exception, qui ont veillé à notre formation.

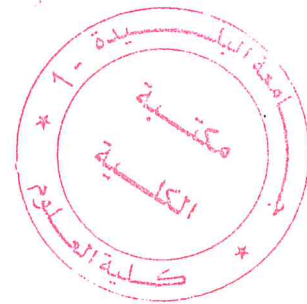
Nous remercions infiniment nos chers parents qui nous ont soutenu et encouragé tout au long de nos études, tous les membres de nos familles pour leur contribution et leur soutien.

Nous tenons à remercier également Mr ALLALI MEHDI pour son aide malgré ses multiples occupations et tous nos amis.

## Résumé

La consommation d'énergie des réseaux de capteurs sans fil est un problème d'actualité. Le but de ce présent travail est de réduire la consommation d'énergie des capteurs sans fil. Pour cela, nous proposons d'introduire la notion de vacance de travail qui consiste à faire fonctionner périodiquement le capteur avec un taux de service inférieur à la normale. Le comportement des capteurs sans fil avec différentes politiques de vacance de travail est modélisé à l'aide des réseaux de Petri Stochastique Généralisé (RdPSG). Après l'analyse de ces derniers, l'algorithme de construction du générateur infinitésimal (GI) est déduit à l'aide de la chaîne de Markov à temps continu (CMTC) correspondante pour chacun des modèles proposés. Ensuite, sur la base de ces modèles, les formules des principaux indices de performances sont déduites pour l'évaluation des performances d'un capteur sans fil.

**Mots clés :** Réseaux de capteurs sans fil, Files d'attente avec vacance de travail, Réseaux de Petri stochastiques généralisés, Chaînes de Markov, Consommation d'énergie, Evaluation des performances.



# Abstract

The energy consumption of wireless sensor networks is a problem of actual interest. The purpose of this present work is to reduce the energy consumption of wireless sensors. To this end, we propose to introduce the concept of working vacation (WV) which consists of operating periodically the sensor with a rate service lower than the normal.

The behavior of wireless sensor with different policies of working vacation is modeled using Generalized Stochastic Petri nets (GSPN). After the analysis of the latter, the algorithm for constructing the infinitesimal generator (IG) is deduced using the corresponding continuous time Markov chain (CMTC) for each of the proposed models. Also, on the basis of these models, the formulas of the main coefficients of performance are then deduced for evaluating the performance of the wireless sensor.

**Keywords:** Wireless Sensor Networks, Queuing working vacation, Generalized Stochastic Petri Nets, Markov chains, Energy consumption, Performance evaluation.

# Table des matières

Remerciements .....	I
Résumé .....	II
Abstract .....	III
Table des matières .....	IV
Liste des figures .....	IX
Liste des tableaux .....	XI
Liste des abréviations .....	XII
Introduction Générale.....	1
Chapitre 01 : Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil.....	3
1. Introduction.....	3
2. Réseaux de capteurs sans fil .....	3
3. Consommation d'énergie du capteur .....	6
4. Architecture des réseaux de capteurs sans fil .....	7
5. Domaines d'application des réseaux de capteurs .....	8
6. Facteurs et contraintes des réseaux de capteurs .....	10
6.1. Contraintes conceptuelles .....	10
6.2. Contraintes matérielles .....	13
7. Pile protocolaire .....	13
8. Nature du trafic .....	14
8.1. Trafic périodique .....	14
8.2. Trafic apériodique .....	14
9. Routage et acheminement .....	15

9.1.	Protocoles de routage à plat .....	15
9.2.	Protocoles de routage hiérarchiques .....	15
9.3.	Protocoles de routage géographique .....	16
10.	Sécurité des réseaux de capteurs sans fil .....	16
11.	Efficacité énergétique dans les réseaux de capteurs sans fil .....	18
11.1.	Cycle de service .....	18
11.1.1.	Niveau de grain élevé .....	18
11.1.2.	Niveau de grain faible .....	19
11.2.	Réduction des données .....	20
11.3.	Réduction du dépassement de protocole .....	20
11.4.	Protocoles de routage éco-énergétiques .....	21
11.5.	Contrôle de la topologie .....	21
12.	Conclusion .....	22
Chapitre 02 : Les méthodes formelles.....		23
1.	Introduction .....	23
2.	Chaines de Markov .....	23
2.1.	Variable aléatoire .....	23
2.2.	Loi exponentielle .....	24
2.3.	Processus stochastique .....	24
2.4.	Chaines de Markov à temps discret .....	25
2.4.1.	Représentation d'une CMTD .....	26
2.4.2.	Ergodicité d'une CMTD .....	26
2.4.3.	Régime stationnaire .....	27
2.5.	Chaînes de Markov à temps continu CMTC .....	28
2.5.1.	Représentation d'une CMTC homogène .....	28
2.5.2.	Étude des chaînes de Markov à temps continu .....	30
3.	Réseaux de Petri.....	31

3.1.	Concepts de base et définition .....	31
3.2.	Dynamique d'un réseau de Petri.....	33
3.2.1.	Sensibilisation d'une transition .....	33
3.2.2.	Franchissement d'une transition .....	33
3.2.3.	Séquence de franchissement et marquages accessibles .....	34
3.2.4.	Vecteur caractéristique et équation d'états .....	34
3.2.5.	Graphe des marquages accessibles .....	34
3.3.	Propriétés des réseaux de Petri .....	35
3.3.1.	Bornitude.....	35
3.3.2.	Non blocage.....	36
3.3.3.	Vivacité .....	36
3.3.4.	Réinitabilité .....	38
3.3.5.	Persistence .....	38
3.3.6.	Parallélisme .....	40
3.3.7.	Confusion .....	40
3.3.8.	Exclusion mutuelle .....	41
3.4.	Réseaux de Petri à arcs inhibiteur .....	41
3.4.1.	Définition .....	41
3.4.2.	Règles de Franchissement dans un réseau à arcs inhibiteurs .....	42
3.5.	Analyse des réseaux de Petri .....	42
3.5.1.	Analyse par énumération .....	43
3.5.2.	Analyse par réduction.....	43
3.5.3.	Analyse structurelle.....	43
4.	Réseaux de Petri stochastiques généralisés.....	45
4.1.	Définition formelle .....	46
4.2.	Processus Stochastique associé à un RdPSG.....	46
4.3.	Dynamique des RdPSG .....	47

4.4.	Calcul des paramètres de performance .....	48
5.	Conclusion .....	50
Chapitre 03 : Analyse et modélisation des politiques avec vacance de travail .....		51
1.	Introduction .....	51
2.	Files d'attente .....	51
2.1.	Files d'attente classiques .....	51
2.2.	Files d'attente avec vacance et vacance de travail .....	52
3.	Les travaux connexes .....	54
4.	Modélisation des RCSF avec les RdPSG.....	57
4.1.	Modèle Ordinaire (M0) .....	58
4.1.1.	Description du RdPSG .....	58
4.1.2.	Analyse du RdPSG .....	59
4.1.3.	Algorithme de construction du générateur infinitésimal .....	60
4.2.	Modèle avec la politique N-Vacance (M1) .....	61
4.2.1.	Description du RdPSG .....	61
4.2.2.	Analyse du RdPSG .....	63
4.2.3.	Algorithme de construction du générateur infinitésimal .....	65
4.3.	Modèle avec la politique Hybride (M2) .....	68
4.3.1.	Description du RdPSG .....	68
4.3.2.	Analyse et Construction du générateur infinitésimal .....	69
4.4.	Modèle avec la politique de Vacance Multiple (M3) .....	74
4.4.1.	Description du RdPSG .....	74
4.4.2.	Analyse du RdPSG .....	75
3.1.	Algorithme de construction du générateur infinitésimal .....	77
5.	Indices de performance .....	82
5.1.	Formules du modèle Ordinaire .....	82
5.2.	Formules du modèle N-Vacance .....	83



5.3.	Formules du modèle de la politique Hybride .....	84
5.4.	Formules du modèle de la politique de Vacance Multiple .....	84
6.	Conclusion .....	85
Chapitre 04 : Implémentation et étude expérimentale .....		86
1.	Introduction .....	86
2.	Présentation de l'application .....	86
2.1.	Menu Principal .....	86
2.2.	Interface d'analyse du modèle N-Vacance .....	87
3.	Etude expérimentale .....	88
3.1.	Le taux d'arrivée .....	89
3.2.	Le taux de service .....	90
3.3.	Le seuil N .....	90
3.4.	Capacité du buffer .....	91
3.5.	La saturation du buffer .....	92
3.6.	Gain en énergie .....	93
3.6.1.	Gain en énergie du modèle de la politique N-Vacance .....	94
3.6.2.	Gain en énergie du modèle de la politique Hybride .....	94
3.6.3.	Gain en énergie du modèle de la politique Vacance Multiple .....	95
4.	Conclusion .....	96
Conclusion générale .....		97
Bibliographie .....		98

# Liste des figures

<b>Figure 1:</b> Exemple d'un capteur Micaz .....	4
<b>Figure 2 :</b> Architecture physique d'un nœud capteur.....	6
<b>Figure 3:</b> Énergie consommée par les sous-systèmes d'un nœud capteur .....	7
<b>Figure 4:</b> Architecture d'un RCSF.....	8
<b>Figure 5:</b> Exemples des applications des RCSF.....	10
<b>Figure 6:</b> La topologie en étoile.....	11
<b>Figure 7:</b> La topologie maillée.....	11
<b>Figure 8:</b> La topologie hybride.....	12
<b>Figure 9:</b> Pile protocolaire .....	13
<b>Figure 10:</b> Classification des protocoles de routage dans les RCSF .....	15
<b>Figure 11:</b> les propriétés, challenges et solutions de sécurité des RCSF .....	17
<b>Figure 12:</b> Taxonomie des systèmes éco-énergétiques dans les RCSF .....	18
<b>Figure 13:</b> Diagramme de transition de la CMTD.....	26
<b>Figure 14:</b> Diagramme de transition de CMTC.....	30
<b>Figure 15:</b> Représentation graphique d'un réseau de Petri.....	32
<b>Figure 16:</b> Graphe des marquages accessibles de RdP.....	35
<b>Figure 17:</b> Exemple d'un RdP non borné.....	36
<b>Figure 18:</b> Exemple d'un RdP non vivant.....	38
<b>Figure 19:</b> Conflit structurel.....	39
<b>Figure 20:</b> Conflit effectif.....	39
<b>Figure 21:</b> sans conflit effectif.....	40
<b>Figure 22:</b> La situation de concurrence.....	40
<b>Figure 23:</b> Situation de confusion.....	41
<b>Figure 24:</b> représentation graphique d'un arc inhibiteur.....	42
<b>Figure 25:</b> Représentation graphique d'un système d'attente avec vacance.....	53
<b>Figure 26:</b> Modèle d'un nœud capteur ordinaire (M0).....	59
<b>Figure 27:</b> La CMTC correspondante au RdPSG du modèle Ordinaire.....	60
<b>Figure 28 :</b> Modèle d'un nœud capteur avec la politique N-Vacance (M1).....	63
<b>Figure 29:</b> Graphe des marquages accessible pour le modèle de la politique N-Vacance.....	64
<b>Figure 30:</b> La CMTC correspondante au RdPSG du modèle de la politique N-Vacance.....	65

<b>Figure 31:</b> Modèle d'un nœud capteur avec la politique Hybride(M2). .....	69
<b>Figure 32:</b> La CMTC correspondante au RdPSG du modèle de la politique Hybride.....	70
<b>Figure 33:</b> Modèle d'un nœud capteur avec la politique de Vacance Multiple (M3). .....	75
<b>Figure 34:</b> La CMTC correspondante au RdPSG du modèle de la politique de Vacance Multiple. ....	76
<b>Figure 35:</b> Menu principal de l'application.....	87
<b>Figure 36:</b> Interface d'analyse du modèle N-Vacance. ....	88
<b>Figure 37 :</b> Consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction du taux d'arrivée.....	89
<b>Figure 38:</b> Consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction du taux de service. ....	90
<b>Figure 39:</b> Consommation d'énergie et la durée d'attente en fonction du seuil N. ....	91
<b>Figure 40:</b> Consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction de la capacité du buffer. ....	92
<b>Figure 41:</b> Saturation du buffer en fonction de la capacité du buffer. ....	93
<b>Figure 42:</b> Gain en énergie en fonction du seuil N du modèle de la politique N-Vacance....	94
<b>Figure 43:</b> Gain en énergie en fonction du seuil N du modèle de la politique Hybride.....	95
<b>Figure 44:</b> Gain en énergie en fonction du seuil N du modèle de la politique Vacance Multiple. ....	95

# Liste des tableaux

<b>Tableau 1:</b> Tableau comparatif des différents modèles existants. ....	57
<b>Tableau 2:</b> Représentation des taux de transitions entre les états. ....	60
<b>Tableau 3:</b> Algorithme d'obtention du générateur infinitésimal pour le modèle Ordinaire. .	61
<b>Tableau 4 :</b> Représentation des taux de transitions entre les états. ....	66
<b>Tableau 5:</b> Algorithme d'obtention du générateur infinitésimal du modèle de la politique N-Vacance. ....	68
<b>Tableau 6:</b> Représentation des taux de transitions entre les états. ....	71
<b>Tableau 7 :</b> L'algorithme d'obtention du générateur infinitésimal du modèle de la politique Hybride. ....	74
<b>Tableau 8:</b> Représentation des taux de transitions entre les états. ....	78
<b>Tableau 9:</b> L'algorithme d'obtention du générateur infinitésimal pour le modèle de la politique de Vacance Multiple. ....	82
<b>Tableau 10:</b> Paramètres du système. ....	89
<b>Tableau 11:</b> Gain en énergie en fonction du seuil N. ....	96

# Liste des abréviations

**RCSF:** Réseau de Capteur Sans Fils.

**WSN:** Wireless Sensor Network.

**WV:** Working Vacation.

**RdPSG:** Réseaux de Petri Stochastiques Généralisés

**CMTC:** Chaîne de Markov à Temps Continu.

**RdP:** Réseau de Petri.

**MEMS:** Micro Electro-Mechanical Systems.

**GPS:** Global Positioning System.

**DSP:** Digital Signal Processors.

**FPGA:** Field Programmable Gate Array.

**ASIC:** Application Specific Integrated Circuit.

**RAM:** Random Access Memory.

**ROM:** Read Only Memory.

**RF:** Radio Fréquence.

**MAC:** Media Access Control.

**SPIN:** Sensor Protocols for Information via Negotiation.

**DD:** Direct Diffusion.

**HEED:** Hybrid Energy-Efficient Distributed Clustering.

**GEAR:** Geographic and Energy Aware Routing.

**TDMA:** Time Division Multiple Access.

**TRAMA:** Traffic-Adaptive Medium Access.

**FLAMA:** Flow-Aware Medium Access.

**FlexiTP:** Flexible-schedule-based TDMA Protocol.

**S-MAC:** Sensor-Medium Access Control.

**T-MAC:** Time-Medium Access Control.

**D-MAC:** Dynamic-Medium Access Control.

**B-MAC:** Berkeley-Medium Access Control.

**CSMA:** Carrier Sense Multiple Access.

**SERENA:** Schedule Router Node Activity.

**DLMST:** Directed Local Minimum Spanning Tree.

**DRNG:** Directed Relative Neighborhood Graph.

**READ:** Residual Energy Aware Dynamic.

**CM:** Chaines de Markov.

**CMTD :** Chaines de Markov à Temps Discret.

**GMA :** Graphe des Marquages Accessible.

**RdPS :** Réseaux de Petri Stochastiques.

**FAV :** Files d'Attente avec Vacance.

**GI :** Générateur Infinitésimal.

**CMI :** Chaine de Markov Induite.

## Introduction Générale

La rénovation des technologies microélectroniques et de communication sans fil a engendré l'apparition de dispositifs miniaturisés dit nœuds capteurs, ces derniers ont l'aptitude de détecter des évènements qui se produisent dans leur zone de déploiement. L'ensemble de ces nœuds forme ce qu'on appelle le Réseau de Capteurs Sans Fil (RCSF) ou Wireless Sensor Network (WSN) qui a fait naissance à plusieurs applications: la surveillance environnementale et médicale, la détection d'intrusion, la localisation des objets...etc.

Les RCSF suscitaient beaucoup d'enthousiasme dans la recherche scientifique en raison des ressources limités que disposent les capteurs en termes de puissance de transmission, capacité de traitement, stockage des données et d'énergie. D'où la préoccupation majeure est de prolonger la durée de vie du réseau. Notamment si l'endroit de surveillance est hostile, le rechargement des sources d'énergie des nœuds (généralement des batteries) après leur épuisement devient impossible, donc il est nécessaire d'aboutir à une conservation énergétique.

Notre intérêt d'étude consiste à éteindre la composante la plus consommatrice de l'énergie (le module radio ou une partie de ce module) dans un nœud capteur dès que possible, ces nœuds doivent se réveiller d'une période à une autre pour assurer la transmission et le relais des données. L'alternance entre période active et inactive de cette composante forme un cycle.

Le cycle de service est défini comme la proportion de la période active sur la durée totale d'un cycle (période active + période inactive), plus le cycle de service est faible, moins le nœud consomme de l'énergie. Le lien entre le cycle de service et la durée de vie de la batterie est souvent approximée par une relation linéaire [1].

Dans le cadre de notre recherche, nous allons proposer des modèles basés sur les politiques de vacance de travail, en utilisant les Réseaux de Petri Stochastiques Généralisés(RdPSG), puis à travers une analyse de ces derniers, nous obtenons un système d'équation qui nous permet de déduire l'état du système en régime stationnaire ainsi que le marquage dans chaque place du modèle pour générer la Chaîne de Markov à Temps Continu(CMTC), Après l'analyse de cette dernière, nous donnons les taux de transitions entre les différentes états de la CMTC, Ces taux de transitions nous permet d'obtenir l'algorithme du générateur infinitésimal pour arriver à

des fins d'analyse sur les performances des RCSF plus particulièrement la consommation d'énergie.

Notre mémoire dévoile la structure suivante :

- Le premier chapitre est consacré aux généralités sur les RCSF, nous allons présenter les éléments fondamentaux qui composent un nœud capteur. Ensuite, nous donnons plusieurs domaines d'applications des RCSF, puis, on procède aux différentes notions de base intervenant dans la conception du réseau et nous finissons par la taxonomie des techniques d'efficacité énergétiques.
- Le deuxième chapitre intitulé : les méthodes formelles, présente en premier lieu les notions de base des probabilités, particulièrement les processus stochastiques et les chaînes de Markov à temps discret et à temps continu. En second lieu nous entamons le Réseau de Petri(RdP) (définition, propriétés, les méthodes d'analyse). Enfin, nous déterminons les RdPSG, en se basant sur l'évolution dynamique, la résolution numérique et le calcul des paramètres de performances.
- Le troisième chapitre : d'une part, nous aborderons la notion des files d'attente (classique, avec vacance et avec vacance de travail), d'autre part, ce présent chapitre permet de présenter les travaux connexes et notre approche de modélisation et d'analyse des politiques avec vacances de travail dans les RCSF. Nous modélisons nos politiques avec les RdPSG, ensuite une analyse sera abordée pour la génération de la CMTC réduite ainsi que l'algorithme d'obtention du générateur infinitésimal. Enfin, nous procédons aux calculs des principaux indices de performances.
- Le quatrième chapitre a pour objectif d'implémenter notre approche algorithmique, nous commençons la présentation de l'application et nous finissons par l'étude expérimentale pour constater et discuter les principaux résultats.

Nous terminons par une conclusion générale qui inclut vers la fin notre contribution à ce travail.



# Chapitre 01 : Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil.

## 1. Introduction :

Au cours de son évolution, le paradigme sans fil a vu naître une nouvelle architecture qui résulte de la fusion de deux pôles de l'informatique moderne : les systèmes embarqués et les communications sans fil.

Les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) ou Wireless Sensor Network (WSN), est composé d'un ensemble d'unités de traitements embarquées appelées «capteurs ou motes », ces derniers disposent de faibles ressources (énergie, capacité de calcul, mémoire, micro-contrôleur, débit de transmission, porté radio...etc.), ce qui leur permettent de répondre favorablement à une recherche de forte autonomie énergétique.

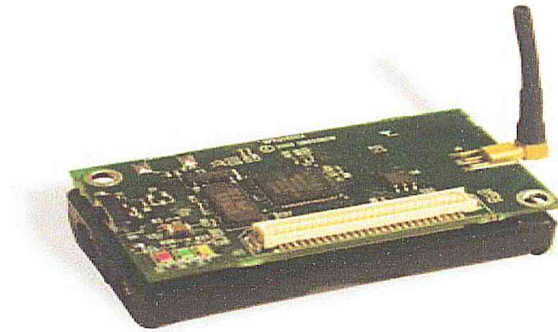
L'objectif d'un RCSF est la collecte des données physiques entourant les capteurs afin de les acheminer vers des points de traitement.

Les RCSF offrent une panoplie vaste et diversifié d'application de suivi continu : les processus industriels, les applications militaires, les applications domestiques....etc.

Le déploiement des RCSF dans des zones parfois hostiles et leur faible cout provoquent plusieurs formes de défaillances. Ce qui les rend des systèmes à fragilité innée [2].

## 2. Réseaux de capteurs sans fil :

La technologie des systèmes micro-électromécaniques (Micro Electro-Mechanical Systems MEMS) a permis le développement des nœuds capteurs qui sont des petits dispositifs électroniques à faible cout et consommant peu d'énergie (solution low cost et low power [3]) [4].



**Figure 1:** Exemple d'un capteur Micaz [5].

Un capteur est composé de trois unités essentielles décrites dans l'architecture physique suivante [4]:

- **L'unité d'acquisition :** cette unité peut inclure plusieurs dispositifs d'acquisition selon l'application. Les MEMS sont les plus utilisés pour une grande variété de phénomènes physiques (accélération, concentration chimique, etc). Ces modules d'acquisition procèdent à la capture des données en transformant les paramètres environnementaux en données numériques compréhensibles par l'unité de traitement.
- **L'unité de traitement :** elle est composée de deux interfaces, une interface pour l'unité d'acquisition et une interface pour l'unité de communication. Cette unité est le contrôleur principal du nœud capteur. Elle inclut plusieurs types : le Microcontrôleur, les DSP (Digital Signal Processors), les FPGA (Field Programmable Gate Array) et les ASIC (Application Specific Integrated Circuit). Parmi toutes ces alternatives, le Microcontrôleur est le type le plus utilisé pour les capteurs à cause de sa flexibilité à être relié à d'autres composants, à son bon prix et sa faible consommation énergétique [6]. Elle est composée aussi d'un système d'exploitation spécifique, elle acquiert les informations en provenance de l'unité d'acquisition et les envoie à l'unité de communication, l'unité de traitement est souvent rattachée à des unités de stockage de type RAM (Random Access Memory), ROM (Read Only Memory) ou une mémoire flash. Le choix de ces mémoires (taille et type) varie selon la plateforme utilisée et le type d'application du nœud capteur.

Cependant, le rôle de l'unité de traitement est de gérer les périphériques, de programmer l'ordonnancement des tâches, de traiter et d'analyser les données, de gérer aussi l'énergie (mise en veille et réveil du nœud). Ainsi, les décisions sur la réception ou l'envoi des données sont contrôlées au niveau de cette unité.

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

---

- **L'unité de communication** : elle est responsable de la connexion du nœud au réseau pour qu'il puisse communiquer avec les autres nœuds via un médium sans fil. Elle peut être de type optique (laser), de type ultra (infrarouge) ou de type radiofréquence (RF).

Le médium sans fil le plus utilisé dans les RCSF est l'onde radio, qui comprend des circuits de modulation, démodulation, filtrage, multiplexage, démultiplexage et d'autres dispositifs électroniques. Parmi les normes les plus utilisées : les normes WIFI, le Bluetooth et la 802.15.4 Zigbee.

Pour économiser de l'énergie, l'unité de communication peut éteindre certains de ses dispositifs selon le degré de mise en veille souhaité. La mise hors tension détermine l'état en cours de l'unité appelé «état interne».

En effet, le rôle de cette unité est de recevoir et transmettre les données. Ainsi, elle est divisée en deux modules : l'émetteur et le récepteur, ces modules possèdent des états internes ou chaque état correspond à une puissance de consommation.

- **La source d'énergie** : c'est une unité importante dans le nœud capteur. Elle peut avoir deux aspects essentiels :
  - ✓ Stocker l'énergie et la fournir sous la forme requise. Chaque composant dans le nœud sans fil est alimenté par cette source, et sa capacité limitée exige un fonctionnement au rendement optimum pour les tâches effectuées par composant.
  - ✓ Reconstitution de l'énergie consommée par un réapprovisionnement (grâce à une source externe : cellules solaires, température, vibration, etc).c'est une technique de récupération d'énergie par l'énergie thermique, cinétique, etc. cette technique est utilisée pour des applications de réseau qui nécessitent une longue vie.

Selon le besoin des applications des RCSF, un nœud capteur peut être équipé des systèmes optionnels suivants :

- **Le système de localisation** : un nœud a besoin d'un système de localisation pour faciliter le routage avec les autres nœuds. La localisation peut être nécessaire à l'application et aux fonctions assurées par le réseau.

Le nœud peut être équipé d'un système de localisation spécifique « GPS (Global Positioning System) », pour les réseaux extérieurs. Il se localise d'une manière autonome ou par rapport à des balises.

- **La mobilité des nœuds** : pour qu'un nœud puisse se déplacer dans le réseau, il lui faut un système de déplacement s'il n'est pas rattaché à un appareil mobile. Un tel système peut également opérer en interaction avec l'unité d'acquisition et l'unité de traitement pour

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

contrôler les mouvements du nœud. Selon le degré de mobilité, la topologie du réseau change d'une manière très fréquente, ainsi pour connaître ses voisins et reconfigurer le réseau nécessite un nombre important de messages donc une dépense plus importante d'énergie.

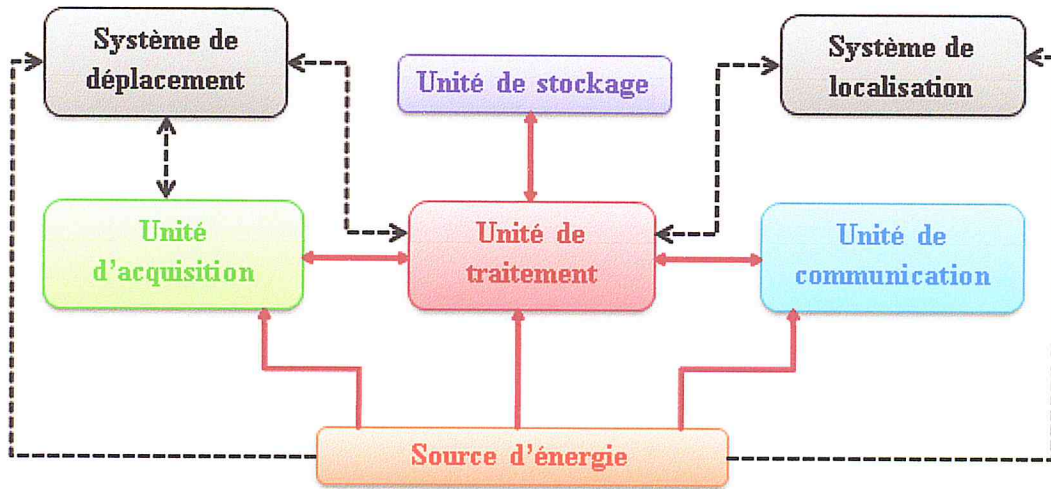


Figure 2 : Architecture physique d'un nœud capteur.

Les lignes interrompues représentent les systèmes optionnels peuvent être rattachés à un nœud capteur.

Ces nœuds coopèrent entre eux pour former une infrastructure de communication appelée réseau de capteurs sans fil [4].

### 3. Consommation d'énergie du capteur :

L'énergie consommée par un nœud capteur est due essentiellement aux opérations de captage, de traitement et de communication [7].

- L'énergie de l'unité de captage :

Les tâches réalisées par l'unité de mesure qui provoquent la consommation d'énergie sont : l'échantillonnage et la conversion analogique/numérique. Elle représente un faible pourcentage de l'énergie totale consommée par un nœud.

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

- **L'énergie de l'unité de traitement:**

L'énergie de traitement est faible par rapport à celle nécessaire pour la communication. Elle est consommée suite à l'exécution d'instructions pour effectuer des calculs. Quand l'unité n'effectue aucun traitement, une petite quantité d'énergie est consommée, c'est ce qu'on appelle l'énergie de fuite.

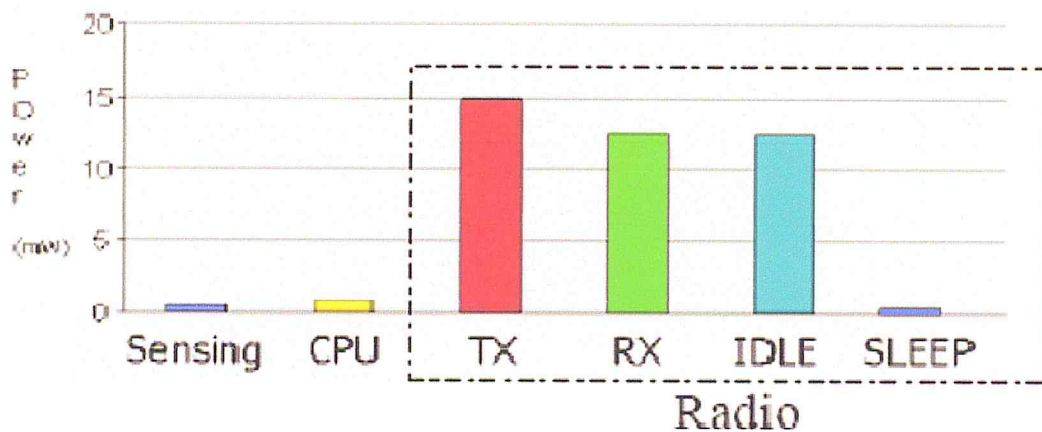
- **L'énergie de l'unité de communication:**

C'est l'unité le plus souvent constituée d'un émetteur/récepteur qui fournit au capteur la capacité de communiquer avec les autres capteurs dans le réseau.

L'énergie de communication représente la portion la plus grande de l'énergie consommée par un nœud capteur.

Le cout en réception est fixe mais le cout en émission dépend de la puissance d'émission du signal radio et de la taille des données à transmettre.

La figure ci-dessous représente les portions d'énergie consommée par les différentes unités.



**Figure 3:** Énergie consommée par les sous-systèmes d'un nœud capteur [8].

Où RX signifie énergie pour réception, TX pour transmission, IDLE en écoute de canal, SLEEP est l'état de sommeil ou de veille.

#### 4. Architecture des réseaux de capteurs sans fil :

Un RCSF est composé d'un ensemble de nœuds capteurs. Ces nœuds capteurs sont organisés en champs de captage « sensor fields ».

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

Chacun de ces nœuds a la capacité de collecter des données puis les transférer au nœud passerelle dit « puits ou sink » par l'intermédiaire d'une architecture multi-saut. Enfin ce puits transmet les données à l'utilisateur par internet ou satellite [2].

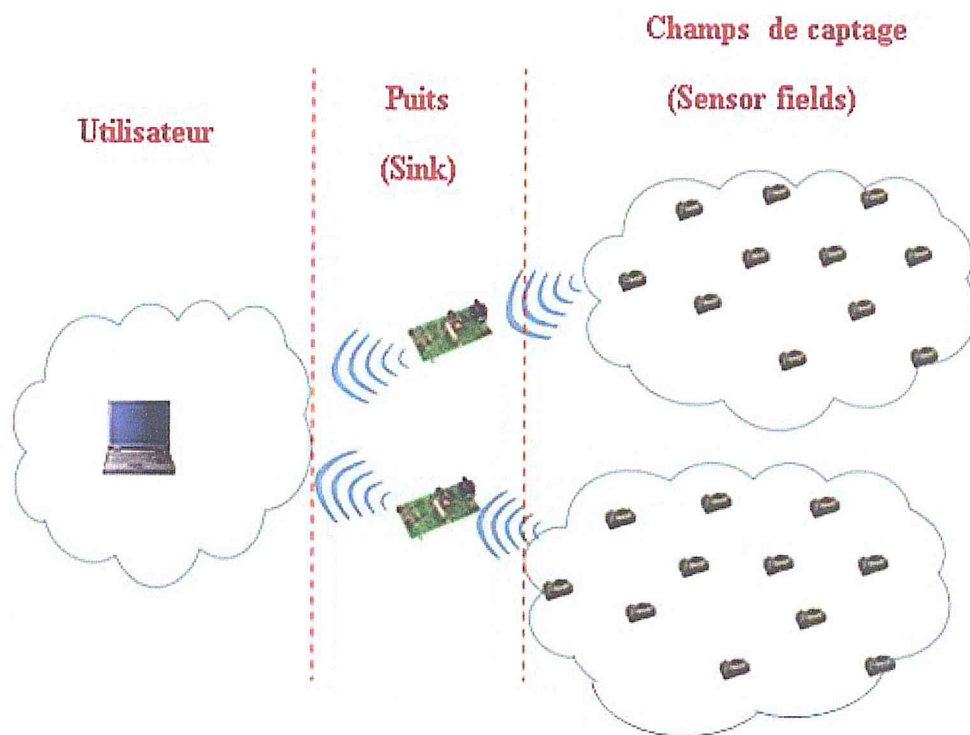


Figure 4: Architecture d'un RCSF [2].

### 5. Domaines d'application des réseaux de capteurs :

L'essor des RCSF est favorisé pour divers contextes et nombreuses applications, on cite quelques exemples concrets :

- **Applications militaires :** Le déploiement rapide, l'auto-configuration et la tolérance aux pannes des réseaux de capteurs sont des caractéristiques qui font ce type de réseaux un outil appréciable dans un tel domaine. Afin de surveiller toutes les activités des forces ennemies ou d'analyser le terrain avant d'y envoyer des troupes (comme la détection d'agents chimiques, biologiques ou de radiations) [6].
- **Découvertes de catastrophes naturelles :** On peut créer un réseau autonome en dispersant les nœuds dans la nature. Des capteurs peuvent ainsi signaler des

événements tels que les incendies, tempêtes, volcans ou inondations. Ceci permet une intervention beaucoup plus rapide et efficace des secours [2].

- **Détection d'intrusions :** En plaçant à différents points stratégiques des capteurs, on peut ainsi prévenir des cambriolages ou des passages de gibier sur une voie de chemin de fer sans avoir besoin de coûteux dispositifs de surveillance vidéo [2].
- **Applications métier :** On pourrait imaginer devoir stocker des denrées nécessitant un certain taux d'humidité et une certaine température (min ou max). Dans ces applications le réseau doit pouvoir collecter ces différentes informations et alerter en temps réel si les seuils critiques sont dépassés [2].
- **Surveillance médicale :** En implantant sous la peau de mini capteurs vidéo, on peut recevoir des images en temps réel d'une partie du corps sans aucune chirurgie pendant environ 24h. On peut ainsi surveiller la progression d'une maladie ou la reconstruction d'un muscle. Les RCSF peuvent aussi faciliter le diagnostic de quelques maladies en effectuant des mesures physiologiques telles que : la tension artérielle, le rythme cardiaque...etc [2] [6].
- **Applications domestiques :** Avec le développement technologique, les capteurs peuvent être embarqués dans des appareils, tels que les aspirateurs, les fours à micro-ondes, les réfrigérateurs, magnétoscopes...etc. Ces capteurs embarqués peuvent contrôler les appareils domestiques localement ou à distance. D'où on peut économiser l'énergie en gérant l'éclairage ou le chauffage en fonction de la localisation des personnes si cela est nécessaire [6].

La figure 5 montre quelques domaines d'application cités précédemment.



Figure 5: Exemples des applications des RCSF [9].

### 6. Facteurs et contraintes des réseaux de capteurs :

La conception et la réalisation des réseaux de capteurs sans fils, leurs protocoles et algorithmes sont guidés par plusieurs facteurs [2], [6] :

#### 6.1. Contraintes conceptuelles :

On distingue plusieurs contraintes conceptuelles, elles sont définies comme suit :

- **Coût de production :**

Le coût des réseaux de capteurs sans fils, dépend de celui d'un seul nœud qui ne doit pas être élevé. Le coût de production jusqu'à moins de 1\$ par nœud est un objectif important pour la faisabilité de la solution des réseaux de capteurs sans fils.

- **Durée de vie du réseau :**

La durée de vie du réseau est l'intervalle de temps qui sépare l'instant de déploiement du réseau à l'instant où l'énergie du premier nœud s'épuise. Selon l'application, cette durée de vie pour un réseau peut varier de quelques heures à plusieurs années.



## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

- **La topologie du réseau :**

Les nœuds capteurs composant un RCSF peuvent communiquer entre eux d'une manière sans fil selon les trois topologies suivantes [4] :

- ✓ **La topologie en étoile :**

C'est-à-dire que tous les capteurs sont en liaison directe avec la station de base et ils transmettent leurs données directement vers cette station qui est responsable du contrôle et de la coordination des nœuds capteurs qui communiquent exclusivement avec celle-ci.

L'importance de cette topologie consiste à limiter au maximum le transport des données et garantir une utilisation simple et performante [4].

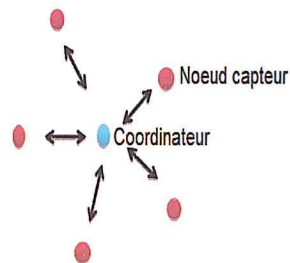


Figure 6: La topologie en étoile.

- ✓ **La topologie maillée/en grille :**

C'est un système multi-saut ou la communication entre les nœuds et la station de base est possible. Chacun des nœuds possède plusieurs chemins pour l'envoi des données, ceci permet le maintien du fonctionnement du réseau en cas de panne d'un nœud [4].

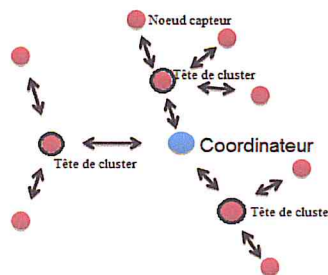


Figure 7: La topologie maillée.

- ✓ **La topologie hybride :**

Elle combine la topologie en étoile et la topologie maillée, ce qui assure un réseau robuste et souple, tout en garantissant une consommation d'énergie minimale.

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

Ce type de topologie ne permet pas des communications multi-sauts à des nœuds capteurs ayant un taux d'énergie fiable, ce qui permet donc une économie d'énergie [10].

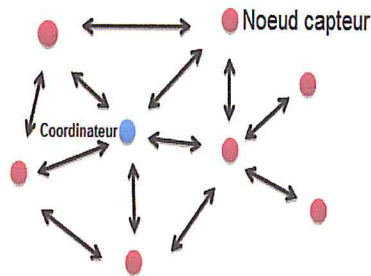


Figure 8: La topologie hybride.

La topologie des réseaux de capteurs peut changer au cours du temps pour plusieurs raisons, comme par exemple :

- ✓ Un nœud capteur peut devenir non opérationnel à cause de l'épuisement de son énergie.
- ✓ Les nœuds capteurs peuvent être déployés dans des environnements hostiles (champ de bataille par exemple), la défaillance d'un nœud capteur est donc très probable.
- **Facteur d'échelle :**

Le nombre de nœuds déployés pour une application peut atteindre des milliers. Dans ce cas, le réseau doit fonctionner avec des densités de capteurs très grandes. Un nombre aussi important de nœuds engendre beaucoup de transmissions inter nodales et nécessite que la station soit équipée de mémoire suffisante pour stocker les informations reçues.

- **Tolérance aux fautes :**

Le réseau doit être capable de maintenir ses fonctionnalités sans interruption en cas de défaillance d'un de ses capteurs. Cette défaillance peut être causée par une perte d'énergie, pour un dommage physique ou par interférence de l'environnement.

Le degré de tolérance dépend du degré de criticité de l'application et des données échangées.

- **Consommation d'énergie :**

La consommation d'énergie est considérée comme la contrainte principale dans un réseau de capteurs. Par exemple la plupart des machines fonctionnent sur batterie, après la décharge de la batterie, l'utilisateur est obligé de trouver une source électrique pour la recharger. Mais

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

dans les réseaux de capteurs, il est impossible de recharger vu le nombre élevé de capteurs déployés. Alors pour la batterie d'âme du capteur, une fois déchargée, le capteur est considéré hors service. Donc l'objectif à atteindre est l'augmentation de la durée de vie du réseau de capteur [11].

### 6.2. Contraintes matérielles :

La principale contrainte matérielle est la taille réduite du capteur bien que permettant un déploiement flexible et simple du réseau. En effet, la puissance des batteries utilisées pour alimenter les nœuds est limitée à cause de la petite taille des capteurs.

### 7. Pile protocolaire :

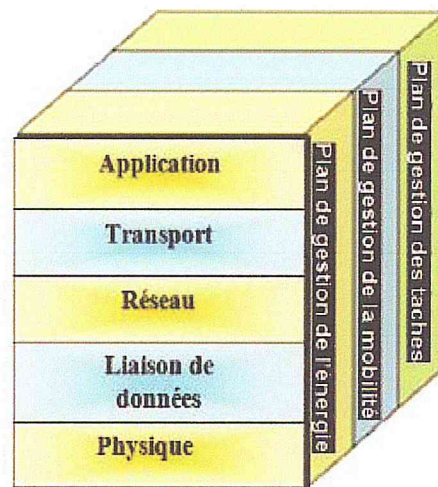


Figure 9: Pile protocolaire [4].

La pile protocolaire utilisée par la station de base ainsi que tous les autres nœuds capteurs du réseau est illustrée par la figure ci-dessus. Elle combine le routage et la gestion d'énergie et intègre les données avec les protocoles réseau et favorise les efforts de coopération entre les nœuds capteurs [10].

Cette pile comprend cinq couches et trois plans :

La couche application qui est la couche la plus proche de l'utilisateur, est gérée par les logiciels. La couche transport est chargée du transport des données, découpage en paquets et le contrôle de flux. La couche réseau s'occupe du routage des données provenant de la couche de transport et la transmission fiable des données vers la station. La couche liaison garantit la correction des erreurs de transmission, évite les collisions et gère l'accès et le partage du canal

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

---

par son protocole MAC (Media Access Control). La couche physique est la couche responsable de la sélection du canal, de la modulation et de l'estimation de la qualité du signal.

Le plan gestion de l'énergie consiste à contrôler l'utilisation de la source d'énergie et la réduction de sa consommation. Le plan gestion de la mobilité sert à détecter la mobilité des nœuds voisins et le plan gestion des tâches permet de faire collaborer les nœuds du réseau et la coordination des tâches de détection et de transmission.

### 8. Nature du trafic :

On distingue dans les RCSF deux types de trafic qui dépendent de l'application du réseau : trafic périodique et trafic apériodique [10].

#### 8.1. Trafic périodique :

Dans les réseaux à trafic périodique, la transmission des données collectées se fait à chaque fin de période suivant des intervalles réguliers. Chaque nœud génère donc des flux intermittent de message. Ceci leur permet de conserver leur énergie en restant en mode sommeil [10].

#### 8.2. Trafic apériodique :

Dans ce type de trafic, la transmission se fait de deux façons :

- **Transmission par requête** : ce type de trafic est centré sur un utilisateur ou une application (distante ou installée sur le puits) envoyant une requête à un nœud ou à un groupe de nœuds pour obtenir les informations de leurs capteurs [12].
- **Transmission par événement** : cette transmission est utilisée généralement dans les applications de surveillance comme la détection d'incendie, où la transmission des données ne se fait que lorsqu'un événement est détecté à proximité [10].

### 9. Routage et acheminement :

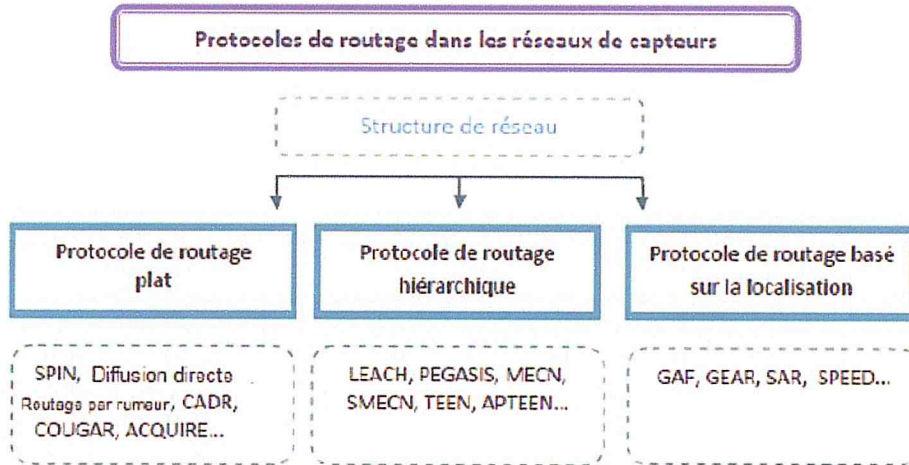


Figure 10: Classification des protocoles de routage dans les RCSF [13].

Dans les réseaux de capteurs sans fil, plusieurs protocoles de routage ont été proposés pour trouver le chemin vers la station de base et minimiser les coûts de communication, afin de réduire la consommation énergétique.

En général, on distingue trois types de routage :

#### 9.1. Protocoles de routage à plat :

Ces protocoles de routage sont des protocoles non hiérarchiques dans lesquels les nœuds jouent le même rôle et ont la même tâche, les nœuds capteurs collaborent entre eux afin d'accomplir une tâche de captage [10].

Leur principe est simple, c'est la station de base qui envoie des requêtes vers des zones spécifiques du réseau et attend l'arrivée des réponses des nœuds visés.

Exemples de protocoles à plat: SPIN (Sensor Protocols For Information via Negotiation) et DD (Direct Diffusion) [13].

#### 9.2. Protocoles de routage hiérarchiques :

Les topologies hiérarchiques permettent de partitionner le réseau en groupes appelés « Clusters » pour faciliter la gestion du réseau et préserver par la suite l'énergie.

Un cluster est constitué d'un chef appelé « cluster-head » et de ses membres [2].

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

---

Un exemple de protocole de routage hiérarchique est : HEED (Hybrid Energy-Efficient Distributed Clustering) [13].

### 9.3. Protocoles de routage géographique :

Les topologies géographiques se basent sur la localisation relative ou absolue des nœuds, afin de trouver le chemin vers le(s) destinataire(s).

Il s'agit d'utiliser les coordonnées du nœud source et celles de ses voisins afin de transmettre ou de retransmettre un paquet au plus près de sa destination [10].

Un exemple de protocole de routage géographique est : GEAR (Geographic and Energy Aware Routing) [13].

### 10. Sécurité des réseaux de capteurs sans fil :

Les propriétés des réseaux de capteurs sont à double tranchant. Ils permettent une grande facilité de production et de déploiement, mais rendent le système global de communication assez «fragile» à un certain nombre de défaillances. Afin d'assurer un déploiement à large échelle de cette technologie, il est nécessaire de pallier ces problèmes de sécurité aux différents niveaux d'une architecture RCSF.

Les principaux problèmes de sécurité dans les RCSF émergent à partir des propriétés qui les rendent efficaces et attrayants, qui sont [2]:

- **Limitation de ressources:**

L'énergie est peut-être la contrainte la plus forte aux capacités d'un nœud capteur. La réserve d'énergie de chaque nœud doit être conservée pour prolonger sa durée de vie ainsi que celle de l'ensemble du réseau. Dans la plupart du temps, l'information transmise est redondante vu que les capteurs sont généralement géographiquement co-localisés. La plupart de cette énergie peut donc être économisée par agrégation de données. Cela exige une attention particulière à détecter l'injection de fausses données ou la modification défectueuse de données, lors des opérations d'agrégation au niveau des nœuds intermédiaires.

- **La communication sans fils multi-sauts:**

En plus de fournir un déploiement simple, la communication sans fil a l'avantage d'offrir l'accès à des endroits difficilement accessibles tels que des terrains désastreux et hostiles. Malheureusement, la portée de la communication radio des capteurs est limitée en raison de

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

considérations énergétiques. La communication multi-sauts est donc indispensable pour la diffusion des données dans un RCSF. Cela introduit de nombreuses failles de sécurité à deux niveaux différents: attaque de la construction et maintenance des routes, et attaque des données utiles par injection, la modification ou la suppression de paquets. En outre, la communication sans fil introduit d'autres vulnérabilités à la couche liaison en ouvrant la porte à des attaques de brouillage et de style déni de service par épuisement des batteries.

- **Couplage étroit avec l'environnement:**

La plupart des applications de RCSF exigent un déploiement étroit des nœuds à l'intérieur ou à proximité des phénomènes à surveiller. Cette proximité physique avec l'environnement conduit à des compromissions fréquentes intentionnelles ou accidentelles des nœuds. Comme le succès des applications RCSF dépend également de leur faible coût, les nœuds ne peuvent pas se permettre une protection physique inviolable. Par conséquent, un adversaire bien équipé peut extraire des informations cryptographiques des nœuds capteurs. Comme la mission d'un RCSF est généralement sans surveillance, le potentiel d'attaquer les nœuds et de récupérer leur contenu est important. Ainsi, les clés cryptographiques de ces informations sensibles devraient être gérées d'une manière qui augmente la résistance à la capture des nœuds.

La figure 11 résume les problèmes de sécurité émergeant des caractéristiques d'un RCSF et les solutions à entreprendre.

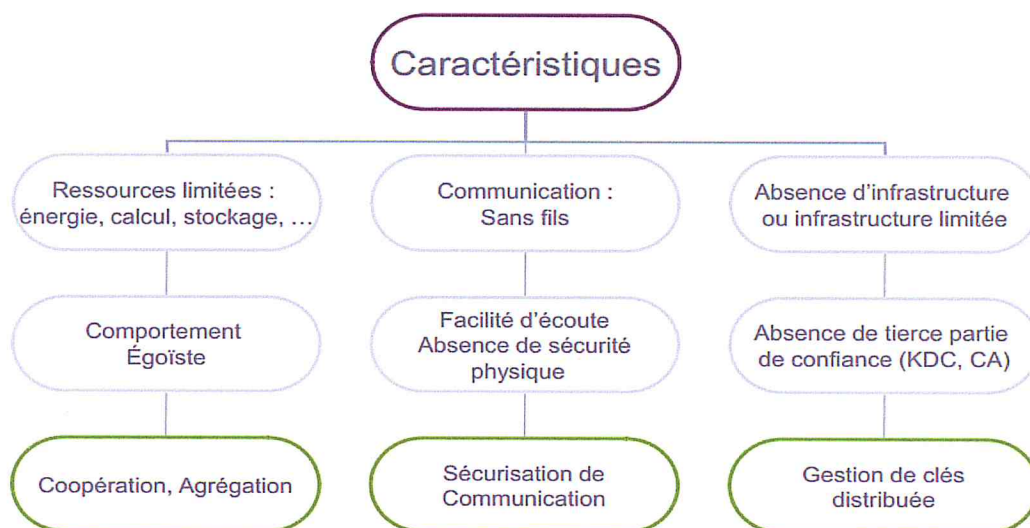


Figure 11: les propriétés, challenges et solutions de sécurité des RCSF [2].

### 11. Efficacité énergétique dans les réseaux de capteurs sans fil :

L'important essor des applications RCSF, a rendu nécessaire le développement de stratégies éco-énergétiques capables de supporter efficacement une grande variété d'application, le maintien de la connectivité sur des longues périodes de temps ou le transfert en temps opportun des données détectées.

Une taxonomie a été proposée pour des solutions éco-énergétiques existantes, en tenant compte que les capteurs dépendent des ressources restreintes.

La figure ci-dessous résume la classification générale des systèmes éco-énergétiques déployés sur les RCSF [14].

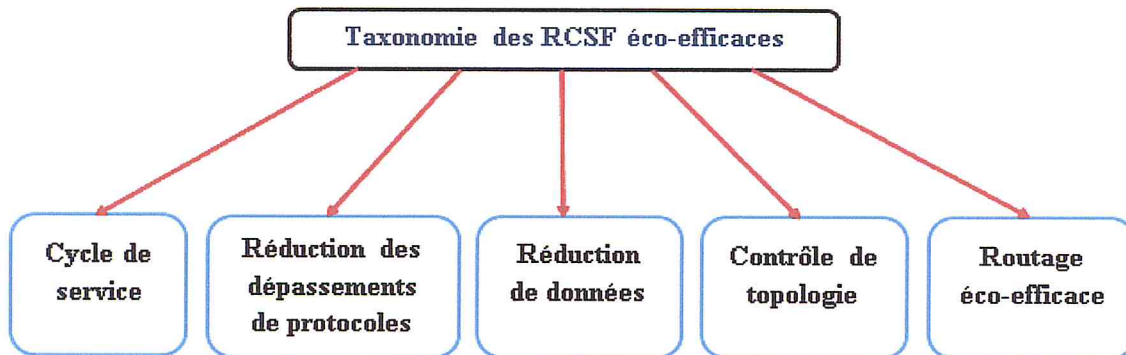


Figure 12: Taxonomie des systèmes éco-énergétiques dans les RCSF [14].

#### 11.1. Cycle de service :

Les techniques de cycle de service, ou la technique de planification des activités des nœuds, permettent à ces derniers d'alterner entre périodes actives et périodes de veille afin de préserver l'énergie. En effet seule la veille garantit une économie d'énergie, car l'émission et la réception et l'écoute à l'arrêt consomment les ressources en énergie de la batterie qui sont moindres et coûteuses. La solution serait d'éteindre le sous-système radio chaque fois que possible tout en s'assurant que le réseau est opérationnel du point de vue de l'application. Ces techniques sont applicables à un niveau de grain faible ou élevé.

##### 11.1.1. Niveau de grain élevé :

Le déploiement d'un nombre important de capteurs dans une zone surveillée pourrait conduire à une haute redondance. Par conséquent, les nœuds capteurs redondants devraient être éteints afin d'atteindre un niveau élevé d'économie d'énergie, tandis qu'un nombre moins élevé de nœuds seraient maintenus en mode actif afin de subvenir aux besoins des applications. Donc



## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

---

une solution au problème de la redondance des nœuds a été proposée en laissant uniquement le strict nécessaire de nœuds actifs assurer la couverture sur le réseau.

### 11.1.2. Niveau de grain faible :

A ce niveau, on s'intéresse aux activités de planification des nœuds sélectionnés comme actifs, afin d'assurer la fonctionnalité du réseau.

Ces nœuds peuvent se mettre en veille lorsqu'ils n'ont pas de messages à émettre ou à recevoir. La planification des activités des nœuds devrait donc être coordonnée avec l'accès au support afin de résoudre la consommation d'énergie. Il existe trois types de protocoles de contrôle d'accès au support (MAC) développés et déployés sur les RCSF.

- **Protocoles basés sur l'accès multiple par répartition dans le temps (Time Division Multiple Access ou TDMA) :**

Le temps est divisé en plages distribuées parmi les nœuds. Chaque plage de temps est utilisée pour émettre ou recevoir des données.

Cette technique assure aux nœuds un accès au support sans collision. Elle est adaptée pour un trafic périodique. Les protocoles qui assurent cette technique sont :

Le protocole TRAMA (Traffic-Adaptive Medium Access), FLAMA (Flow-Aware Medium Access) et FlexiTP (Flexible-schedule-based TDMA Protocol).

- **Protocoles basées sur la contention:**

Le protocole S-MAC (Sensor-Medium Access Control) tente de forcer les nœuds voisins à adopter le même programme activité/veille.

En conséquence, les nœuds voisins échangent leurs programmes par messages de synchronisation (SYNC) envoyés lors de la première sous-période. La seconde sous-période est consacrée à l'échange de données. Toutefois, les périodes d'écoute et de veille des protocoles ne peuvent varier après le déploiement des nœuds. Afin de remédier ces limites, d'autres protocoles sont mises en œuvre pour améliorer le protocole S-MAC qui sont : le protocole de contrôle d'accès au support expiré (Time-Medium Access Control ou T-MAC), le protocole de contrôle d'accès au support dynamique (Dynamic-Medium Access Control ou D-MAC) et le protocole B-MAC (Berkeley-Medium Access Control).

- **Protocoles hybrides :**

Les protocoles appartenant à cette catégorie alternent TDMA et CSMA (Carrier Sense Multiple Access) afin de s'adapter à l'un des trafics variables. L'approche hybride la plus connue est l'approche Z-MAC elle a recours au CSMA en cas de trafic faible, et passe au TDMA en cas de trafic important susceptible d'influencer la consommation d'énergie.

La combinaison entre un nouveau algorithme de planification des activités des nœuds basé sur leur couleur SERENA (Schedule Router Node Activity) et le protocole MAC de prévention, garantit aux applications de collecter des données, une largeur de bande substantielle et un profit énergétique.

### 11.2. Réduction des données :

Les techniques de réduction des données sont utilisées afin de fusionner plusieurs paquets de données. Elles permettent de réduire la consommation d'énergie des nœuds relais au niveau du collecteur des données, ainsi elles sont considérées comme un moyen efficace d'optimiser le coût de communication. La redondance inhérente aux données brutes collectées par les capteurs est souvent supprimée via un regroupement des données au sein du réseau.

Ces techniques se divisent en trois catégories selon les étapes de prise en charge des données : production en utilisant les techniques d'échantillonnage et de prédiction, traitement et communication en se basant sur deux techniques principales celles de compression et de regroupement des données.

### 11.3. Réduction du dépassement de protocole :

Les dépassements de protocole de communication peuvent également occasionner des pertes d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil. Donc des techniques sont mises au point pour réduire les dépassements de protocole, économiser l'énergie et augmenter la durée de vie du réseau.

- **Echanges de messages périodiques :**

Les protocoles de communication impliquent souvent des échanges de messages périodiques provoquent des dépassements dans les RCSF. Réduire le nombre de messages échangés permettrait d'économiser l'énergie et la bande passante, mais augmenterait la latence du protocole à réagir au changement. La détermination de la meilleure valeur de période doit tenir compte du compromis entre conservation d'énergie et augmentation de la latence du

protocole. De plus le développement des RCSF étant dynamique, la période la plus utilisée pour échanger des messages devrait être adaptée à l'environnement du réseau et à la fréquence des changements dans cet environnement, d'où l'idée de concevoir une période de transmission adaptative pour le protocole de réseau de capteurs, qui réagisse aux changements dynamique de l'environnement.

- **Optimisation inter-couches :**

Le déploiement réussi d'un RCSF implique fiabilité, réactivité, efficacité énergétique et extensibilité. Dans le but de subvenir à ces nécessités et tenu compte du fait que les ressources sont limitées, plusieurs approches inter-couches ont été proposées. Avec l'optimisation inter-couches, les informations et les paramètres de chacune des couches de la pile de protocole des nœuds capteurs sans fil sont généralement joints afin d'optimiser la performance du réseau. La gestion inter-couches est conçue pour contrôler la consommation en puissance de chaque nœud.

- **Inondation optimisée :**

Cette technique est largement utilisée dans les réseaux de capteurs sans fil pour la localisation, le routage, la recherche, etc

Elle est très couteuse dans le cas de capteurs alimentés par batterie, tenu compte des restrictions sur l'énergie et la bande passante inhérentes aux réseaux de capteurs sans fil. Il existe cependant plusieurs techniques visant à limiter le nombre d'émissions générées à chaque fois qu'une information est disséminée sur l'intégralité du réseau.

#### **11.4. Protocoles de routage éco-énergétiques :**

Les contraintes énergétiques des nœuds capteurs soulèvent des enjeux complexes pour la conception des protocoles de routage dans les RCSF. Les protocoles de routage proposés visent à équilibrer la charge, minimiser la consommation d'énergie lors de la transmission d'un paquet. D'où une classification des protocoles de routage éco-énergétiques a été proposée. Elle divise les protocoles en quatre catégories : protocoles axés sur les données, protocoles hiérarchiques, protocoles géographiques et protocoles opportunistes.

#### **11.5. Contrôle de la topologie :**

L'idée principale du contrôle de la topologie est d'établir et de conserver une topologie réduite apte à soutenir le budget d'énergie réduit des capteurs tout en préservant la

## Chapitre 01: Généralités sur les réseaux de capteurs sans fil

---

connectivité et la couverture. Ce résultat peut être obtenu en réduisant la puissance de transmission des capteurs. Ils ont démontré qu'il existe une portée de transmission optimale qui minimise la dissipation d'énergie tout en préservant une topologie connectée.

A cause de l'hétérogénéité des dispositifs d'applications, trois algorithmes de contrôle de la topologie pour les RCSFs hétérogènes sont présentés : DLMST (Directed Local Minimum Spanning Tree), DRNG (Directed Relative Neighborhood Graph) et READ (Residual Energy Aware Dynamic). Les algorithmes DLMST et DRNG établissent une topologie réduite à partir des données collectées localement. Si le réseau original est fortement connecté et symétrique, les topologies réduites calculées par ces protocoles préservent ces propriétés.

L'algorithme READ tire profit de l'hétérogénéité des nœuds ou les dispositifs les plus puissants jouent un rôle plus important dans la connectivité de réseau afin de prolonger la durée de vie du réseau. Au lieu d'utiliser la distance euclidienne entre deux nœuds communicants pour définir le coût de liaison, READ présente un coût alourdi pour chaque paire de nœuds, qui tient compte à la fois de l'énergie utilisée lors de l'envoi et de la réception de données et de l'énergie résiduelle courante de chaque nœud.

### 12. Conclusion :

Les réseaux de capteurs sans fils sont rencontrés dans plusieurs domaines d'application : médical, environnementale, militaire, etc. Ils présentent un intérêt considérable et une nouvelle étape dans l'évolution des technologies de l'information et de la communication. Les réseaux de capteurs se caractérisent par une capacité d'énergie limitée. Afin de prolonger la durée de vie du réseau, il est donc nécessaire de prendre en considération l'optimisation de la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fils.

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles.

### 1. Introduction :

L'analyse des systèmes des réseaux de capteur sans fil s'effectue généralement par simulation. A cause des contraintes rencontrées dans les réseaux de capteur sans fil telles que la mémoire, la consommation d'énergie, le taux d'exécution et la communication, une nouvelle approche est préférée. Elle consiste en l'utilisation de modèles formels pour lever ces contraintes et ainsi donner des résultats plus précis. Parmi ces modèles, notre étude considère trois méthodes. Le modèle de Chaîne de Markov (CM) est d'abord utilisé, ensuite celui des réseaux de Petri (RdP) est considéré, tenant compte de la notion de temps aléatoire. Enfin, terminer par les réseaux de Petri stochastique généralisés (RdPSG) pour l'évaluation des performances.

### 2. Chaines de Markov :

Les chaînes de Markov sont souvent utilisées pour l'analyse des performances des systèmes dans de nombreux domaines, et elles sont souvent obtenues par le biais d'un formalisme de modélisation de haut niveau. Parmi les formalismes couramment utilisés, on se place dans le cadre des algèbres de processus stochastiques.

Une chaîne de Markov est un processus stochastique markovien  $\{X(t), t \in T\}$  à espace d'état discret  $E$  ( $E \subset N$ ). Selon les valeurs que prend l'index  $t$ , une chaîne de Markov peut être à temps discret (CMTD : Chaîne de Markov à Temps Discret), ou bien à temps continu (CMTC : Chaîne de Markov à Temps Continu).

#### 2.1. Variable aléatoire [10]

Une variable aléatoire est une application  $X$  d'un espace de probabilité  $\Omega$  dans un espace d'états  $E$  qui est défini comme un ensemble de valeurs que pourrait prendre la variable aléatoire  $X$ .

$$X : \Omega \rightarrow E$$

$$\omega \rightarrow X(\omega)$$

On distingue deux types de variables aléatoires :

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

- ✓ Lorsque  $E \subset \mathbb{Z}$ ,  $X$  est dite une variable aléatoire **discrète** qui est définie par ses probabilités d'états :  $p(n) = P[X=n]$ ,  $n = -\infty, \dots, +\infty$ , avec :

$$\sum_{n=-\infty}^{+\infty} p(n) = 1$$

- ✓ Lorsque  $E \subset \mathbb{R}$ ,  $X$  est dite une variable aléatoire **continue** qui est définie par sa fonction densité de probabilité  $f_x(x)$  pour  $x \in ]-\infty, +\infty[$ , telle que :

$$\int_{-\infty}^{+\infty} f_x(x) dx = 1$$

### 2.2. Loi exponentielle [15]

La loi exponentielle de paramètre  $\lambda \geq 0$ , est une variable aléatoire à temps continu, dont la densité de probabilité est définie par :

$$F(t) = \begin{cases} \lambda e^{-\lambda t} & \text{si } t \geq 0 \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Sa fonction de distribution est donnée par :

$$F(t) = \int_0^t \lambda e^{-\lambda x} dx = 1 - e^{-\lambda t}, t \geq 0$$

Et sa moyenne est égale à  $\frac{1}{\lambda}$ .

Une application très importante pour la loi exponentielle est le "temps jusqu'au prochain appel arrivant dans une centrale téléphonique par exemple", ce temps ne dépend pas de la durée qui s'est écoulée depuis le dernier appel. Cette propriété est appelée sans mémoire. En particulier, une variable aléatoire est sans mémoire si l'égalité suivante est vérifiée :

$$P[X > t + s \mid X > s] = P[X > t]$$

### 2.3. Processus stochastique :

Soit  $T$  un ensemble d'indices, la collection  $X = \{X(t), t \in T\}$  de variables aléatoires définies sur le même espace de probabilité est appelé processus stochastique [15]. Dans beaucoup d'applications, l'indice  $t$  est utilisé pour modéliser le temps. On appelle espace des états, l'ensemble  $E$  des valeurs prises par l'ensemble des variables aléatoires. Les deux ensembles  $T$  et  $E$  peuvent être discrets ou continus. Un processus aléatoire généralise la notion de variable aléatoire, il représente une évolution, généralement dans le temps.

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

Un processus stochastique est markovien si, la connaissance de l'état actuel du processus résume toute l'information nécessaire pour connaître son évolution dans le futur, les états précédents n'ont aucune influence. Cette propriété peut s'écrire sous la forme:

$$P [X(t) \leq x | X(t_n) = x_n, X(t_{n-1}) = x_{n-1}, \dots, X(t_0) = x_0] =$$

$$P [X(t) \leq x | X(t_n) = x_n], \forall t > t_n > t_{n-1} > \dots > t_0$$

La classe des processus markoviens est particulièrement intéressante grâce à cette propriété, connue sous le nom propriété de perte de mémoire ou encore propriété de Markov, car elle épargne le stockage dans la mémoire centrale les états précédents lors de la modélisation par un processus de Markov.

Nous allons nous focaliser dans les deux sections suivantes sur une classe particulière des processus markoviens, où l'espace des états  $E$  est discret. Ceci caractérise les chaînes de Markov. Selon que l'ensemble  $T$  des intervalles de temps soit discret ou continu, on distingue deux principales catégories :

- ✓ Les chaînes de Markov à temps discret, si  $T \subseteq \mathbb{N}$  (ou  $T \subseteq \mathbb{Z}$ ).
- ✓ Les chaînes de Markov à temps continu, quand  $T \subseteq \mathbb{R}$ .

### 2.4. Chaînes de Markov à temps discret [10]

Un processus stochastique  $\{X_n, n \in \mathbb{N}\}$  à temps discret et à espace d'états discret  $E$  est une chaîne de Markov à temps discret si la propriété de Markov suivante est vérifiée :

$$P [X_{n+1} = j_{n+1} | X_n = j_n, \dots, X_0 = j_0] = P [X_{n+1} = j_{n+1} | X_n = j_n], \forall n \in \mathbb{N}, j_k \in E$$

Une chaîne de Markov est homogène si  $\forall s, t \in \mathbb{N}$  tels que  $(s < t)$ ,  $\forall u \in \mathbb{N}$  et pour tout couple d'états  $(i, j)$  la condition d'homogénéité suivante est vérifiée :

$$P [X_{s+u} = j | X_s = i] = P [X_{t+u} = j | X_t = i] = P [X_u = j | X_0 = i]$$

**Interprétation :** la probabilité de transition  $P [X_t = j | X_s = i]$  d'un état  $i$  à un état  $j$  ne dépend que de la durée  $(t - s)$  et non du couple  $(s, t)$ .

La probabilité de transition  $P [X_{n+1} = j | X_n = i]$  de l'état  $i$  à l'état  $j$  en une unité de temps notée  $p_{ij}$ , est donc indépendante du temps  $n$ .

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

### 2.4.1. Représentation d'une CMTD :

Une CMTD dont le nombre d'états  $|E| = s$  peut être définie soit par une matrice  $P$  carrée d'ordre  $s$ , dite matrice de probabilités de transition, dont les éléments sont les probabilités de transition  $p_{ij}$ , ou bien par un graphe orienté, dit graphe de transition, dont les sommets sont les états ( $e_i$ ) de la chaîne, joints deux à deux par l'arc orienté  $e_i \rightarrow e_j$  et pondéré par la probabilité  $p_{ij}$ , si et seulement si  $P_{ij} > 0$ .

#### Exemple :

Considérons une chaîne de Markov à temps discret à trois états, et soit  $E = \{1, 2, 3\}$

Supposons que la matrice de probabilités de transition de cette chaîne soit :

$$P = \begin{pmatrix} 0 & 0.5 & 0.5 \\ 0.2 & 0.4 & 0.4 \\ 0 & 0.8 & 0.2 \end{pmatrix}$$

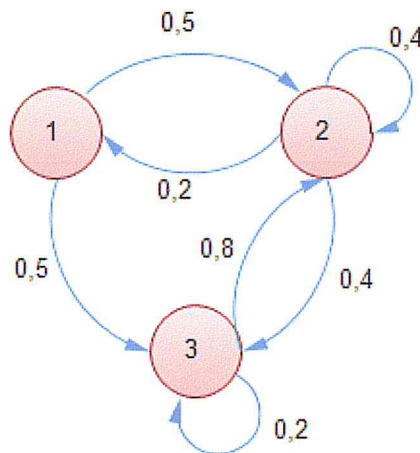


Figure 13: Diagramme de transition de la CMTD.

### 2.4.2. Ergodicité d'une CMTD :

Une CMTD est dite irréductible si et seulement si de tout état  $i$  on peut atteindre n'importe quel autre état  $j$  de la chaîne en un nombre fini d'étapes. Ceci peut être décrit formellement comme suit :

$$\forall i, j \in E, \exists m > 1 \text{ tel que } P_{ij}^{(m)} \neq 0$$

La probabilité  $P_{ij}^{(m)}$  représente la probabilité de transition de l'état  $i$  à l'état  $j$  en  $m$  étapes.



$$P_{ij}^{(m)} = P [X_{n+m} = j | X_n = i], \forall n \in \mathbb{N}$$

La période d'un état  $j$ ,  $d_j$  est définie comme le plus grand diviseur commun de tout entier positif  $n$ , de telle sorte qu'il est possible d'atteindre l'état  $j$  à partir de lui-même après  $n$  transitions, c'est-à-dire :

$$d_j = \text{PGCD} \{n \geq 1 \mid P_{jj}^{(n)} > 0\}$$

La période d'une CMTD est égale au PGCD (Plus Grand Commun Diviseur) des périodes de chaque état. Elle est égale au PGCD des longueurs de tous les circuits du graphe de transition correspondant. Une CMTD est dite périodique si sa période est supérieure à 1 et apériodique si sa période est égale à 1.

On dit qu'une chaîne de Markov à temps discret est ergodique si elle est finie, irréductible et apériodique.

### 2.4.3. Régime stationnaire [15]

La distribution initiale d'une chaîne de Markov à temps discret désigne l'état dans lequel se trouve le système lors du début de l'analyse, elle est représentée par un vecteur de probabilité  $\pi^{(0)} = [\pi_0^{(0)}, \pi_1^{(0)}, \dots, \pi_i^{(0)}]$  où,  $\pi_i^{(0)}$  est la probabilité que le système soit dans l'état  $i$  à l'instant initial,  $\pi_i^{(0)} = P [X_0 = i]$  pour  $i = 1, \dots, s$ .

Quand le système est initialement dans l'état  $i$ , on a  $\pi_i^{(0)} = 1$ , et  $\pi_j^{(0)} = 0, \forall j \neq i$ .

L'étude du régime stationnaire d'une CMTD consiste à déterminer les vecteurs stochastiques des probabilités des états aux différents instants  $\pi^{(n)} = \{\pi_i^{(n)}, i \in E\}$ , où :  $\pi_i^{(n)} = P [X_n = i]$  est la probabilité que le système soit dans l'état  $i$  à l'instant  $n$ . En effet, on a l'égalité suivante :

$$\pi^{(n)} = \pi^{(n-1)} \cdot P = \dots = \pi^{(0)} \cdot P^n$$

Quand  $n$  devient très grand ( $n \rightarrow \infty$ ), c.à.d. après l'écoulement d'un temps infini, sous certaines conditions, le vecteur des probabilités des états converge vers un vecteur  $\pi$  ;

$$\pi = \lim_{n \rightarrow \infty} \pi^{(n)}$$

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

On dit dans ce cas-là, que le régime stationnaire est atteint, la distribution probabiliste correspondante reste alors stable tout au long du processus après ce temps-là. Ceci nous donne la possibilité de calculer plusieurs paramètres de performance stationnaires du système.

Le vecteur  $\pi = \{\pi_i, i = 1, \dots, s\}$  est dit vecteur des probabilités stationnaires, et il est

l'unique solution du système d'équations linéaires suivant :

$$\begin{cases} \pi \cdot P = \pi \\ \sum_{i \in E} \pi_i = 1 \end{cases}$$

### 2.5. Chaînes de Markov à temps continu CMTC [15]

Les notions définies dans le cas discret sont similaires dans le cas continu. Sauf que le processus stochastique est observé à des instants arbitraires et non pas à des instants particuliers (discrets).

Un processus stochastique  $\{X(t), t \geq 0\}$ , est une chaîne de Markov à temps continu CMTC, si et seulement si, la propriété de Markov suivante est vérifiée:

$P[X(t_{n+1}) = j_{n+1} | X(t_n) = j_n, \dots, X(t_0) = j_0] = P[X(t_{n+1}) = j_{n+1} | X(t_n) = j_n]$  pour tout  $n \in \mathbb{N}$ , tout  $(n+2)$ -uplet de réels,  $t_0 < t_1 < t_2 < \dots < t_n < t_{n+1}$ .

Et tout  $(n+2)$ -uplet  $(j_0, j_1, \dots, j_n, j_{n+1})$  d'éléments dans  $E$ .

Les instants d'observation  $t_0, t_1, \dots, t_{n+1}$  peuvent être choisis comme on veut dans le temps, aussi nombreux que l'on veut. Grâce à la propriété de Markov, on n'a pas besoin d'une connaissance détaillée du passé (aux instants  $t_0, t_1, \dots, t_{n+1}$ ) pour prédire l'état du système à l'instant  $t_{n+1}$ , ce dernier ne dépend que de son état à l'instant  $t_n$  choisi à un instant

Quelconque avant  $t_{n+1}$ .

La probabilité  $P[X(t_{n+1}) = j | X(t_n) = i]$  lorsqu'elle ne dépend pas de  $n$ , mais plutôt de la durée qui sépare les deux instants  $t_n$  et  $t_{n+1}$ , la CMTC correspondante est dite homogène, la probabilité précédente devient :

$p_{ij}(t) = P[X(s+t) = j | X(s) = i]$  pour tout  $s \geq 0$

#### 2.5.1. Représentation d'une CMTC homogène :

Comme dans le cas des CMTD, les CMTC peuvent être décrites soit par un graphe de transition d'état, soit par une matrice de taux de transitions appelée générateur infinitésimal.

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

---

### Matrice de taux de transition (générateur infinitésimal):

En effet, dans les chaînes de Markov à temps continu, en plus des probabilités de transitions  $p_{ij}$  (La probabilité de visiter  $j$  en quittant  $i$ ), on considère ce qu'on appelle des taux de transition  $\mu_{ij}$ . Quand le processus entre dans l'état  $i$ , il y reste une durée aléatoire de distribution exponentielle de paramètre  $\mu_i$ , puis saute instantanément vers l'état  $j \neq i$ , avec la probabilité  $p_{ij}$ , le temps de transition de  $i$  vers  $j$  est exponentiel de paramètre  $\mu_{ij} = \mu_i \times p_{ij}$ . Ainsi,  $\mu_{ij}$  est le nombre moyen de transitions de l'état  $i$  vers l'état  $j$  par unité de temps. Le générateur infinitésimal  $Q$  est une matrice carrée d'ordre  $s = |E|$ , dont les éléments  $q_{ij}$ , ( $i \neq j$ ) correspondent aux taux de transitions  $\mu_{ij}$  ;  $q_{ij} = \mu_{ij}$ , les éléments de la diagonale  $q_{ii}$  sont, par définition, égaux à l'opposé de la somme des autres éléments de la ligne:

$$q_{ij} = \begin{cases} \mu_{ij} & \text{si } i \neq j \\ -\sum_{k=1, k \neq i}^s \mu_{ik} & \text{si } i = j \end{cases}$$

Ainsi, le générateur infinitésimal  $Q$  d'une CMTC caractérise parfaitement le comportement de cette CMTC, comme dans les CMTD.

### Diagramme de transition :

Les chaînes de Markov à temps continu sont représentées par leur diagramme de transition, qui est un graphe orienté, dont les sommets sont les états, et les arcs les transitions qui ont un taux de transition non nul dans  $Q$ . Autrement dit, il y aura un arc de l'état  $i$  à l'état  $j$  si

$q(i, j) \neq 0$ . De plus on ne représente jamais de transition entre  $i$  et  $i$ .

### Exemple :

Soit  $E = \{1, 2, 3\}$  les trois états de la CMTC.

Supposons que le générateur infinitésimal de cette chaîne est :

$$Q = \begin{pmatrix} -0.5 & 0.1 & 0.4 \\ 0.6 & -0.8 & 0.2 \\ 0.5 & 0.5 & -1.0 \end{pmatrix}$$

Le diagramme de transition de cette CMTC est illustré ci-dessous.

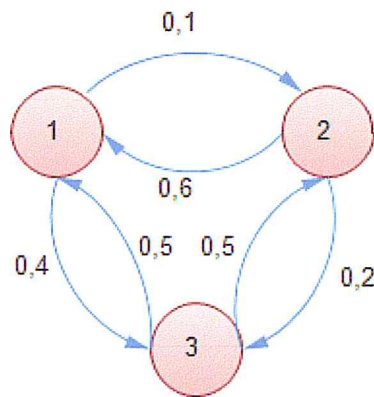


Figure 14: Diagramme de transition de CMTC.

### 2.5.2. Étude des chaînes de Markov à temps continu :

Il existe une relation étroite entre les CMTC et les CMTD. En effet, pour chaque CMTC définie par son générateur infinitésimal  $Q = \|q_{ij}\|$ , on peut définir une CMTD dite chaîne de Markov incluse (CMI). Cette dernière est définie par sa matrice de probabilités de transitions  $P = \|p_{ij}\|$ , les termes de la matrice  $P$  sont obtenus comme suit :

On sait que :  $q_{ij} = \mu_{ij} = \mu_i \cdot p_{ij}$ .

On a donc [16] :

$$p_{ij} = \frac{\mu_{ij}}{\mu_i} = \frac{\mu_{ij}}{\sum_{k \neq i} \mu_{ik}} = -\frac{q_{ij}}{q_{ii}} \text{ si } (i \neq j), \text{ sinon } p_{ii} = 0.$$

Grâce à ce résultat, l'étude des chaînes de Markov à temps continu est énormément facilitée. En effet, pour garantir l'existence d'un régime stationnaire, la CMTC doit être irréductible, on a les résultats suivants [15]:

**Résultat 1 :** Une CMTC est irréductible si et seulement si sa CMTD incluse est irréductible.

**Résultat 2 :** Une CMTC finie et irréductible est ergodique.

**Résultat 3 :** Par conséquent, une CMTC finie et irréductible, tend vers une distribution stable  $\pi$  après l'écoulement d'un temps infini. Le vecteur  $\pi$  est l'unique solution du système d'équations matricielles suivant:

$$\begin{cases} \pi \cdot Q = 0 \\ \sum_{i \in E} \pi_i = 1 \end{cases}$$

Où : E est l'espace des états de la chaîne de Markov.

**Processus semi-markoviens :** Les processus semi-markoviens sont une extension des CMTC, où le temps de séjour dans les états de la chaîne est distribué arbitrairement.

### 3. Réseaux de Petri :

#### 3.1. Concepts de base et définition :

Un Réseau de Petri (RdP) est une structure graphique comportant un ensemble de places et de transitions, reliées par des arcs orientés, éventuellement porteurs de poids. Ces arcs sont des liens entre place et transition ou entre transition et place exclusivement. Dans cette structure se déplacent des jetons (ou marques) qui apparaissent dans les places et sont susceptibles de franchir les transitions selon certains critères de franchissabilité et de franchissement [15].

#### Définition formelle [10, 15]

Un réseau de Petri R se définit comme un uplet : (P, T, Pré, Post) où :

- ✓ P est l'ensemble des places.
- ✓ T est l'ensemble des transitions.
- ✓ Pré = P x T → N, une application d'incidence avant où Pré (p, t) contient la valeur entière « n » associée à l'arc allant de « p » à « t ».
- ✓ Post = P x T → N, une application d'incidence arrière où Post (p, t) contient la valeur entière « n » associée à l'arc allant de « t » à « p ».

#### Représentation graphique :

Pour la représentation graphique d'un réseau de Petri, les places sont représentées par des cercles, les transitions par des bars ou des petits rectangles, les arcs par des flèches et les jetons par des points.

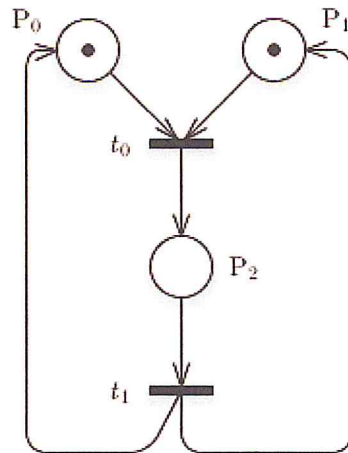


Figure 15: Représentation graphique d'un réseau de Petri.

### Représentation matricielle [10]

Un réseau de Petri est représenté sous forme matricielle par une matrice dite matrice d'incidence, telle que :

$$W = W^+ - W^-$$

- ✓  $W$  : est la matrice d'incidence.
- ✓  $W^+$  est la matrice d'incidence arrière, qui définit les relations entre les transitions et les places, tel que :  $W^+(p, t) = \text{Post}(p, t)$ .
- ✓  $W^-$  est la matrice d'incidence avant, qui définit les relations entre les places et les transitions, tel que :  $W^-(p, t) = \text{Pré}(p, t)$ .

**Exemple :** soit le réseau de Petri marqué représenté dans la Figure 15 ou :

$$P = \{P_0, P_1, P_2, \}, T = \{t_0, t_1\}$$

$$W^+ = \begin{pmatrix} 0 & 1 \\ 0 & 1 \\ 1 & 0 \end{pmatrix} , W^- = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix}$$

A partir de  $W^+$  et  $W^-$ , on obtient la matrice d'incidence  $W$  :

$$W = \begin{pmatrix} -1 & 1 \\ -1 & 1 \\ 1 & -1 \end{pmatrix}$$

### 3.2. Dynamique d'un réseau de Petri :

L'évolution dynamique d'un réseau de Petri consiste à passer d'un marquage à un autre suite au franchissement (tir) d'une transition qui donne lieu à de nouveaux jetons et fait disparaître d'autres. Dans ce qui suit, nous allons étudier les conditions de franchissement d'une transition ainsi que l'ensemble des marquages accessibles à partir d'un marquage initial  $M_0$ . Nous avons les notations suivantes [15] :

- ✓  ${}^{\circ}t = \{p \in P \mid \text{Pré}(p, t) > 0\}$  = ensemble des places d'entrée de  $t$ .
- ✓  $t^{\circ} = \{p \in P \mid \text{Post}(p, t) > 0\}$  = ensemble des places de sortie de  $t$ .
- ✓  ${}^{\circ}p = \{t \in T \mid \text{Post}(p, t) > 0\}$  = ensemble des transitions d'entrée de  $p$ .
- ✓  $p^{\circ} = \{t \in T \mid \text{Pré}(p, t) > 0\}$  = ensemble des transitions de sortie de  $p$ .

#### 3.2.1. Sensibilisation d'une transition :

Une transition  $t$  est dite sensibilisée (franchissable, tirable ou encore validée) pour un marquage  $M$ , si et seulement si le nombre de jetons dans chacune des places en entrée est supérieur à la pondération des arcs reliant chaque place à cette transition, autrement dit [14] :  $t$  est franchissable pour  $M \Leftrightarrow \forall p \in {}^{\circ}t : M(p) \geq \text{Pré}(p, t)$  Dans l'exemple précédent,  $t_0$  est franchissable pour le marquage  $M_0$  et  $t_1$  n'est pas sensibilisée.

#### 3.2.2. Franchissement d'une transition :

Le franchissement d'une transition  $t$  consiste à enlever de chacune des places  $p$  en entrée de  $t$  le nombre de jetons indiqués sur l'arc entrant à  $t$  (i.e.  $\text{Pré}(p, t)$ ), et à déposer dans chacune des places  $p$  en sortie un nombre de jetons égal au poids de l'arc reliant  $t$  à  $p$  (i.e.  $\text{Post}(p, t)$ ). Le tir d'une transition est supposé être une opération instantanée et indivisible. Étant donné un marquage actuel  $M$ , le franchissement d'une transition  $t$  sensibilisée donne naissance à un autre marquage  $M_0$  défini par [15]:

$$\forall p \in P : M_0(p) = M(p) + \text{Post}(p, t) - \text{Pré}(p, t)$$

On dit aussi que  $M_0$  est accessible à partir de  $M$  et on note :  $M[t \rangle M'$ .

Une transition source est une transition qui n'a aucune place en entrée. Une telle transition est toujours franchissable et son franchissement est déclenché quand l'évènement correspondant se produit. Une transition puits est une transition qui n'a aucune place en sortie. Lorsque l'évènement correspondant à une telle transition se produit, le tir a lieu en enlevant des marques de toutes les places en entrée de cette transition. Le franchissement des transitions et

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

le changement de marquages qu'il entraîne, permettent d'analyser la dynamique du système modélisé.

### 3.2.3. Séquence de franchissement et marquages accessibles [15]

Une séquence de franchissement à partir d'un marquage  $M_1$  est représentée par la suite des transitions  $S = t_1 t_2 \dots t_i \dots t_k$  telle que le franchissement de chacune d'elles conduit à un marquage qui sensibilise la suivante. Autrement dit :

$$\exists (k + 1) \text{ marquages } M_1, M_2, \dots, M_{k+1} : \forall i \in \{1, \dots, k\} M_i [t_i > M_{i+1}$$

Les marquages  $M_2, \dots, M_{k+1}$  sont dits accessibles à partir de  $M_1$ .

L'ensemble de tous les marquages accessibles à partir d'un marquage initial  $M_0$  est appelé ensemble d'accessibilité, il est noté  $A(R, M_0)$ . On a donc :

$$A(R, M_0) = \{M \in \mathbb{N}^P \mid \exists S \in T^* : M_0 [S > M\}$$

### 3.2.4. Vecteur caractéristique et équation d'états :

On appelle vecteur caractéristique associé à une séquence de franchissements  $S$  le vecteur  $\bar{S}$  à  $m$  éléments, où  $m = |T|$ , dont les composantes sont le nombre d'occurrences de chaque transition  $t$  dans la séquence  $S$ . Le passage d'un marquage  $M_{k-1}$  à un marquage  $M_k$  s'écrit sous la forme :

$$M_k = M_{k-1} + W \cdot U_k$$

Où  $U_k$  est un vecteur binaire tel que :

$$U_k(i) = \begin{cases} 1 & \text{si la transition } t_i \text{ est la transition franchie;} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

On démontre que, si  $S$  est une séquence de franchissements, le marquage  $M$  atteint après le franchissement de toute la séquence  $S$  est donné par :

$$M = M_0 + W \cdot \bar{S}$$

Cette équation s'appelle équation d'états du réseau de Petri correspondant.

### 3.2.5. Graphe des marquages accessibles [15]

Étant donné un réseau de Petri  $R$  ayant un marquage initial  $M_0$ , le graphe d'accessibilité (ou graphe de marquages accessibles, ou encore graphe d'états) noté GMA est un graphe orienté pondéré dont les nœuds sont les marquages accessibles (les éléments de  $A(R, M_0)$ ) et les arcs



## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

correspondent aux franchissements des transitions, c'est-à-dire qu'un nœud  $m_i$  est relié à  $m_j$  par un arc de poids  $t$  si  $m_j$  est directement accessible à partir de  $m_i$  en franchissant  $t$ .

$(m_i [t \triangleright m_j)$ .

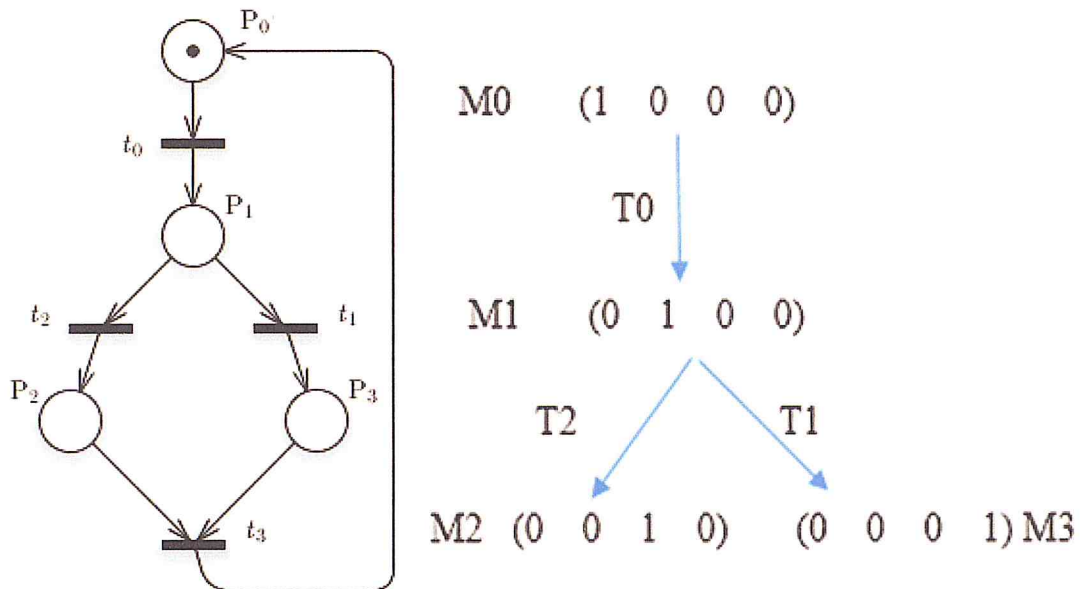


Figure 16: Graphe des marquages accessibles de RdP.

### 3.3. Propriétés des réseaux de Petri :

L'objectif de la modélisation par réseau de Petri est de permettre l'analyse des propriétés qualitatives du système modélisé. Pour cela, l'étude se fait sur le modèle du réseau de Petri correspondant. Parmi ces propriétés, nous citerons celles qui permettent d'affirmer que les spécifications incluses dans le modèle réseau de Petri sont correctes. C'est ainsi que nous pourrions démontrer qu'un réseau (et par conséquent le système modélisé) est sans blocage et que le nombre d'états pouvant être atteints est fini. On mettra également en évidence les conflits entre plusieurs évolutions possibles.

#### 3.3.1. Bornitude:

Une place  $p_i$  est dite bornée pour un marquage initial  $M_0$  s'il existe un entier naturel  $k$ , tel que pour tout marquage accessible à partir de  $M_0$ , le nombre de jetons dans  $p_i$  est inférieur ou égal à  $k$ . On dit que  $p_i$  est  $k$ -borné.

Le réseau de Petri  $R$  est borné pour le marquage initial  $M_0$ , si toutes ses places le sont. Autrement dit :

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

$(R, M_0)$  borné  $\Leftrightarrow \exists k \in \mathbb{N}, \forall M \in A(R, M_0), \forall p \in P : M(p) \leq k$

On dira également que le nombre de marquages accessibles à partir de l'état initial est fini, le graphe d'accessibilité équivalent peut donc être construit. Dans le cas particulier où  $k = 1$ , le réseau de Petri correspondant est dit sauf ou binaire.

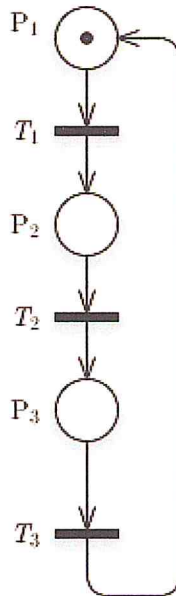


Figure 17: Exemple d'un RdP non borné.

### 3.3.2. Non blocage :

Un blocage (marquage mort) est un marquage pour lequel aucune transition n'est franchissable. Un réseau de Petri marqué est dit sans blocage pour un marquage initial  $M_0$ , si aucun marquage accessible n'est un marquage mort.

### 3.3.3. Vivacité [15]

Soit  $R$  un réseau de Petri. Une transition  $t$  est quasi-vivante pour un marquage initial  $M_0$ , si elle est franchissable au moins une fois à partir d'un marquage accessible de  $M_0$ .  
 $t$  est quasi-vivante pour  $M_0 \Leftrightarrow \exists M \in A(R, M_0) : M[t >$

$R$  est quasi-vivant si toutes ses transitions le sont, i.e.

$R$  est quasi-vivant  $\Leftrightarrow \forall t \in T, \exists M \in A(R, M_0) : M[t >$

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

---

Un réseau de Petri est dit pseudo-vivant pour un marquage initial  $M_0$  si tout marquage accessible à partir de  $M_0$  admet au moins une transition franchissable, ceci revient à dire que le graphe d'accessibilité n'admet aucun marquage mort, ou encore que  $R$  est sans blocage. Plus formellement

$R$  est pseudo-vivant  $\Leftrightarrow \forall M \in A(R, M_0), \exists t \in T : M[t >$

Une transition  $t$  est vivante pour un marquage initial  $M_0$ , si pour tout marquage  $M_i$  accessible à partir de  $M_0$ , il existe une séquence de franchissement  $S$  qui contient la transition  $t$ , autrement dit, quel que soit l'évolution, il existera toujours une possibilité de franchir  $t$ . Un réseau de Petri est vivant si toutes ses transitions sont vivantes, c'est-à-dire qu'à partir de tout marquage accessible du marquage initial, toute transition a la possibilité d'être franchie. De façon plus formelle:

$R$  vivant  $\Leftrightarrow \forall M \in A(R, M_0), \forall t \in T, \exists M' \in A(R, M) : M' [t >$

**Exemple :**

Le réseau de Petri de la figure ci-dessous n'est pas vivant car la transition  $t_1$  n'a pas la possibilité d'être franchie dès qu'on passe au marquage  $(0, 0, 1, 0)$ .

Par contre, il est quasi vivant (toutes les transitions sont franchissables au moins une fois) et pseudo vivant (absence de marquage mort).

La propriété de vivacité a un intérêt majeur dans l'étude des systèmes séquentiels car elle est directement liée aux situations de non blocage, dans ce sens qu'un réseau de Petri vivant garantit qu'aucun blocage ne se produit pendant son évolution, il garantit également l'absence des parties mortes i.e. des configurations jamais atteintes.

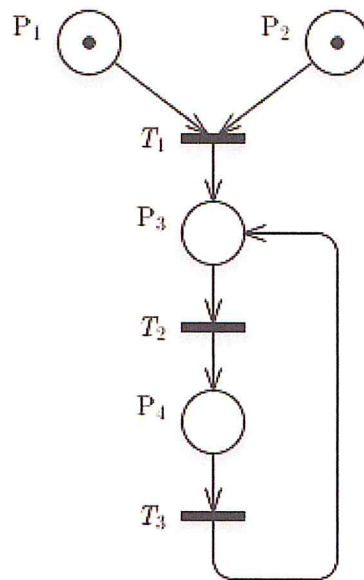


Figure 18: Exemple d'un RdP non vivant.

### 3.3.4. Réinitialiabilité :

On dit qu'un réseau de Petri  $R$  possède un état d'accueil  $M_a$ , si  $M_a$  est accessible de tous les marquages accessibles du marquage initial  $M_0$ .

$$M_a \text{ est un état d'accueil} \Leftrightarrow \forall M \in A(R, M_0), \exists S \in T^*: M [S > M_a$$

Le réseau de Petri est dit réinitialisable (propre) s'il admet  $M_0$  comme état d'accueil.

#### Exemple :

Il est clair que le réseau de Petri de la Figure 18 admet  $P_4$  comme états d'accueil, cependant il n'est pas réinitialisable car on ne peut jamais revenir au marquage initial.

L'intérêt pratique des réseaux de Petri réinitialisables est qu'ils peuvent se remettre dans leur état initial eux même, ceci est intéressant dans la reprise automatique après une panne ou une erreur. Contrairement aux réseaux non réinitialisables où une réinitialisation manuelle est nécessaire.

### 3.3.5. Persistance :

On dira que deux transitions sont en conflit structurel si elles ont au moins une place commune en entrée. Le conflit structurel ne dépend pas du marquage. En présence de

Exemple :

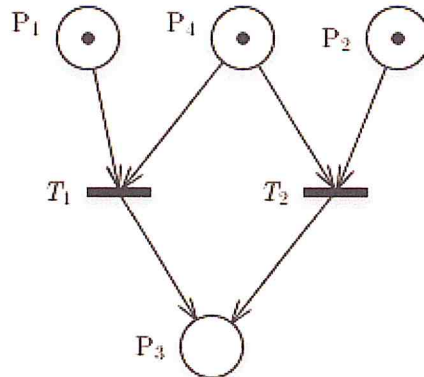


Figure 23: Situation de confusion.

### 3.3.8. Exclusion mutuelle :

L'exclusion mutuelle dans les RdP représente la situation où deux transitions  $t_1$  et  $t_2$  ne peuvent jamais être franchies en même temps dans un même marquage  $M$ . autrement dit,  $t_1$  et  $t_2$  sont mutuellement exclusif si et seulement si :

$$\nexists M \in R(M_0) : t_1 \in E(M) \text{ et } t_2 \in E(M)$$

$E(M)$  désigne l'ensemble des transitions sensibilisées dans le marquage  $M$ .

### 3.4. Réseaux de Petri à arcs inhibiteur :

La logique sous-jacente au déclenchement d'une transition est basée sur la présence d'un ou de plusieurs jetons dans les places. S'il n'y a pas de jeton, il n'y a pas de déclenchement. Il peut être intéressant de disposer d'un mode de déclenchement inverse, selon lequel la transition serait franchissable si la place ne contient aucun jeton. Pour cela, les réseaux de Petri à arcs inhibiteurs ont été introduits.

#### 3.4.1. Définition [10]

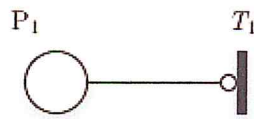
Un réseau de Petri à arcs inhibiteurs représente une extension des RdP qui permet de réaliser explicitement le test à zéro par exemple. C'est-à-dire, qu'une condition de franchissement sera exprimée cette fois-ci par l'absence de jetons dans une place en entrée d'un arc inhibiteur.

Un RdP à arcs inhibiteurs est un doublet  $\langle R, \text{Inh} \rangle$  tel que :

- R est un Réseau de Petri.
- $\text{Inh} : P \times T \rightarrow (\mathbb{N} \setminus \{0\})$  est la fonction d'inhibition,  $\text{Inh}(p, t)$  représente alors le poids de l'arc inhibiteur.

Graphiquement, un arc inhibiteur est un arc orienté qui part d'une place P pour aboutir à une transition t. Son extrémité est marquée par un petit cercle.

**Exemple:**



**Figure 24:** représentation graphique d'un arc inhibiteur.

### 3.4.2. Règles de Franchissement dans un réseau à arcs inhibiteurs :

Soit  $(R, \text{Inh}, M)$ , un réseau de Petri à arcs inhibiteurs marqué, où  $M$  est son marquage,

$$t \in T \text{ est franchissable} \Leftrightarrow \forall p \in P : M(p) \geq \text{Pré}(p, t) \text{ et } M(p) < \text{Inh}(p, t).$$

Ainsi  $t$  n'est franchissable que si le marquage de chacune des places en entrée est inférieur à la valuation de l'arc inhibiteur reliant cette place à cette transition.

Le franchissement de la transition  $t$  à partir de  $M'$  donne naissance au marquage  $M'$  défini comme suit :

$$\forall p \in P : M'(p) = M(p) + \text{Post}(p, t) - \text{Pré}(p, t)$$

### 3.5. Analyse des réseaux de Petri :

Avant de passer à l'étape de mise en œuvre, le système ne doit comporter aucune erreur, aucune ambiguïté dans la spécification des fonctions qui le composent.

La détection tardive des erreurs de conception peut coûter très chère. C'est pourquoi toute modélisation doit être suivie d'une étape de validation du modèle de réseau de Petri, qui permet de donner une information précise sur les propriétés du système, en étudiant les propriétés du réseau de Petri équivalent. Plusieurs approches d'analyse existent dans la littérature, à chacune ses avantages et ses inconvénients. Généralement, une méthode d'analyse permet de vérifier les propriétés des réseaux de Petri, et conduit à la définition d'un

algorithme de validation. Dans ce paragraphe, nous allons parler de quelques-unes de ces méthodes en montrant leurs avantages et inconvénients [15]

### 3.5.1. Analyse par énumération :

Elle consiste à construire le graphe des marquages accessibles (graphe de couverture). Si celui-ci est fini, la vérification de certaines propriétés, deviendra facile. Le point faible de cette méthode réside dans l'explosion du nombre d'états du graphe de couverture, même si le nombre de places et de transitions reste faible dans le RdP équivalent, ce qui la rend très coûteuse en termes de temps d'exécution et d'espace mémoire et par conséquent très difficile à mettre en œuvre.

### 3.5.2. Analyse par réduction :

Pour pallier aux inconvénients de la méthode précédente, l'idée de cette approche est de faire réduire le réseau de Petri de façon à simplifier la construction du graphe de couverture. Cependant, l'application des règles de réduction ne conserve pas toujours la signification physique du réseau. Dans le cas où le réseau analysé ne possède pas les bonnes propriétés, il est difficile de remonter à cause de l'erreur.

### 3.5.3. Analyse structurelle :

C'est l'approche la plus efficace qui existe à nos jours. Elle est directement liée à la structure du réseau indépendamment du marquage initial et elle n'a pas recours à tracer le graphe de couverture. Rappelons que chaque réseau de Petri est caractérisé par une équation d'états qui permet de déduire un marquage  $M'$  à partir d'un autre marquage  $M$  après une séquence de franchissement  $S$  comme suit :

$$M' = M + W \cdot \bar{S}$$

Tel que  $W$  est la matrice d'incidence,  $\bar{S}$  est le vecteur caractéristique associé à  $S$ .

Considérons le système d'équations [15]:

$$W^T \cdot X = 0$$

Avec  $X$  vecteur d'entiers relatifs de dimension  $n = |P|$

$W^T$  est une matrice transposée de  $W$  et soit  $X = V$  une solution de ce système

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

---

On montre, à partir de l'équation d'états que le tir de toute séquence de franchissements à partir d'un marquage  $M$  maintient la forme linéaire  $V^T \cdot M$  constante pour tous les marquages accessibles, en particulier:

$$V^T \cdot M = V^T \cdot M_0$$

$$V^T \cdot M = \sum_{i=1}^n v_i \cdot M(p_i) \text{ est appelé invariant linéaire de places.}$$

Les invariants permettent de mettre en évidence les différentes propriétés de base et les propriétés spécifiques du RdP, tout en évitant d'énumérer tous les marquages accessibles, car la résolution du système d'équations se ramène à un problème de programmation linéaire en nombres entiers.

Si les composantes  $v_i$  du vecteur  $V$  sont toutes positives, alors les places intervenant dans l'invariant linéaire  $V^T \cdot M = V^T \cdot M_0$  sont toutes bornées. En effet:

$$V^T \cdot M = \sum_{i=1}^n v_i \cdot M(p_i) = \sum_{i=1}^n v_i \cdot M_0(p_i)$$

Donc :

$$M(p_i) \leq \left\lfloor \frac{\sum_{i=1}^n v_i \cdot M_0(p_i)}{\sum_{i=1}^n v_i} \right\rfloor$$

Si chaque place du réseau apparaît dans au moins un invariant, et si toutes les composantes du vecteur  $V$  sont positives, alors le réseau est borné. La modélisation par réseaux de Petri a l'avantage d'être simple et spontanée, elle offre en outre la possibilité d'effectuer une analyse qualitative des propriétés logiques des systèmes, comme le blocage, la relation entre les événements (causalité, exclusion mutuelle, concurrence...), la bornitude des états des systèmes...etc. Ces propriétés sont fondamentales dans le fonctionnement d'un système.

Cependant, les méthodes de vérification ne sont pas toujours efficaces, de plus, les propriétés qualitatives seules ne sont pas suffisantes pour garantir le bon fonctionnement d'un système. Modéliser un système doit aussi pouvoir vérifier les paramètres quantitatifs tels que le temps moyen d'exécution d'une tâche dans un système, le taux de perte de paquets dans un réseau, etc. Ainsi, d'autres structures de réseaux de Petri prenant en compte la notion de temps sont apparues ; les réseaux de Petri stochastiques (RdPS), et réseaux de Petri stochastiques généralisés (RdPSG), que nous allons présenter dans la section suivante.



### 4. Réseaux de Petri stochastiques généralisés :

Plusieurs chercheurs ont proposé d'enrichir les modèles des réseaux de Petri pour que l'analyse quantitative des systèmes modélisés soit possible. L'introduction des spécifications temporelles a eu lieu avec différentes approches. En particulier, les réseaux de Petri stochastiques sont des réseaux de Petri où, à chaque transition est associée une variable aléatoire modélisant le délai de franchissement de cette transition i.e. l'intervalle de temps qui sépare l'instant de déclenchement de l'instant de la fin de l'évènement représenté par la transition.

Le problème principal des RdPS vient du fait que, les durées d'exécution de toutes les actions dans les systèmes modélisés, sont associées à un temps aléatoire, or, ceci n'est pas toujours correct, c'est le cas par exemple des opérations de synchronisation, des opérations d'allocation des ressources, ou bien des actions purement logiques dans les systèmes informatiques. En effet, les transactions associées à ce genre d'actions doivent être immédiates.

Les modèles RdPS dans lesquels les actions logiques sont représentées par des transitions dont la durée de franchissement est nulle sont connus sous le nom RdPS généralisés, RdPSG. Les RdPSG combinent deux types de transitions : les transitions immédiates qui sont représentées par des rectangles noirs, et celles temporisées, représentées par des rectangles vides.

- ✓ Les transitions temporisées sont des transitions dont les délais de franchissement sont associés à des variables aléatoires déterminant la durée d'exécution des différentes activités. Quand ces délais de franchissement sont des variables aléatoires à distributions exponentielles négatives, on parle de RdPSG markoviens.
- ✓ Les transitions immédiates (instantanées), se caractérisent par un délai de franchissement nul, permettant ainsi de représenter les actions prioritaires qui ne consomment aucun temps, comme la synchronisation, les opérations logiques, les évènements d'urgence ou les activités prioritaires. Ces transitions sont plus prioritaires que les transitions temporisées. De plus, plusieurs niveaux de priorités peuvent être définis entre les transitions immédiates en définissant un poids pour chaque transition.

Nous nous intéressons à la classe des RdPSG markoviens. Ainsi, dans ce qui suit, le mot RdPSG désignera implicitement un RdPSG markovien.

### 4.1. Définition formelle [10]

Un réseau de Petri stochastique généralisé (RdPSG) est un huit-uplet :

$\langle P, T, \text{Pré}, \text{Post}, \text{Inh}, \text{pri}, W, M_0 \rangle$  où :

- ✓ P est l'ensemble des places.
- ✓ T est l'ensemble des transitions temporisées et immédiates.
- ✓ Pré, Post et Inh :  $P \times T \rightarrow \mathbb{N}$  sont les fonctions d'incidence avant, d'incidence arrière et d'inhibition respectivement.
- ✓ pri :  $T \rightarrow \{0, 1\}$  est la fonction de priorité qui associe à chaque transition temporisée la valeur 0 et à chaque transition immédiate la valeur 1.
- ✓ W :  $T \rightarrow \mathbb{R}^+$  est une fonction qui associe à chaque transition temporisée un taux de franchissement et à chaque transition immédiate un poids.
- ✓  $M_0 : P \rightarrow \mathbb{N}$  est le marquage initial du réseau.

### 4.2. Processus Stochastique associé à un RdPSG :

À cause de la présence de transitions immédiates, l'ensemble des marquages accessibles d'un RdPSG contient deux types de marquages [15]:

- ✓ Les marquages tangibles: dans lesquels aucune transition immédiate n'est sensibilisée.
- ✓ Les marquages évanescents: où il y a au moins une transition immédiate franchissable.

Les marquages tangibles représentent les états où le système modélisé passe un certain temps, cependant, les marquages évanescents modélisent les états dans lesquels le temps passé est nul. Le processus stochastique associé à un RdPSG est un processus stochastique semi-markovien, où la distribution de temps de séjour dans les marquages est une composition de distributions exponentielles négatives et de distributions déterministes nulles.

Le temps moyen de séjour dans un marquage évanescent est nul, tandis que, le temps de séjour dans un marquage tangible M est une variable aléatoire correspondant au minimum des temps de franchissement des transitions sensibilisées par ce marquage, autrement dit, c'est une loi exponentielle avec un paramètre  $\lambda_M$  qui est la somme de tous les taux de franchissement de ces transitions:

$$\lambda_M = \sum_{t_k \in S(M)} W(t_k)$$

Où S(M) est l'ensemble des transitions franchissables à partir de M.

Par conséquent, le temps moyen de séjour dans ce marquage est donné par :

$$TS_M = \frac{1}{\lambda_M} = \frac{1}{\sum_{t_k \in S(M)} W(t_k)}$$

### 4.3. Dynamique des RdPSG [15]

Tout comme les RdP ordinaires, l'évolution d'un RdPSG se fait par une suite successive de marquages. La fonction de distribution exponentielle négative assure que le développement du processus de marquage n'est plus conditionné par rapport à son passé, le changement de marquage ne dépend que du marquage actuel, les travaux déjà réalisés par les activités interrompues sont perdus. Le seul travail terminé est celui de l'activité qui correspond à la transition qui a provoqué le changement de l'état du système.

Lorsqu'un marquage  $M$  est atteint, on distingue deux scénarios pour passer à un autre marquage selon que ce  $M$  soit tangible ou évanescent. Soit  $S(M)$  l'ensemble de transitions sensibilisées de ce marquage :

- Si  $S(M)$  ne contient que des transitions temporisées (marquage tangible), tous les évènements associés aux transitions sensibilisées commencent à s'exécuter en parallèle, cependant, le changement de l'état du réseau est provoqué par le déclenchement de la transition ayant le plus petit délai de franchissement.

Cette politique modélise ce que l'on appelle modèle concurrentiel. La probabilité qu'une transition  $t_j \in S(M)$  ait le plus petit délai de franchissement est donnée par la formule suivante:

$$P[t_j \setminus M] = \frac{W(t_j)}{\sum_{t_k \in S(M)} W(t_k)}$$

Il existe une autre politique de franchissement appelée politique de pré-sélection, où la transition tirée est choisie selon une autre variable aléatoire indépendamment du délai de franchissement. Toutefois, la politique concurrentielle demeure la plus utilisée en pratique.

- Si  $M$  est un marquage évanescent, i.e.  $S(M)$  comprend au moins une transition immédiate, seulement les transitions immédiates ont la possibilité d'être tirées car elles sont plus propriétaires que les transitions temporisées, vu leur temps de franchissement nul. Laquelle des transitions immédiates sera tirée si on en a plusieurs, ce problème ne peut se

poser qu'en cas de transitions en conflit effectif, les transitions concurrentes pouvant être simultanément tirées.

Si  $S(M)$  contient plusieurs transitions en conflit, une seule transition pourra être tirée avec une certaine probabilité qui dépend du poids de chaque transition en conflit, soit

$C(M) \subset S(M)$  l'ensemble des transitions immédiates en conflit entre elles, la probabilité qu'une transition  $t_j \in C(M)$  soit tirée est donnée par :

$$P[t_j \setminus M] = \frac{W(t_j)}{\sum_{t_k \in C(M)} W(t_k)}$$

Le nouveau marquage  $M'$  résultant après le franchissement d'une transition  $t_j$  (temporisée ou immédiate) à partir d'un marquage  $M$  est défini alors comme suit :

$$M' = M - \text{Pré}(\cdot, t_j) + \text{Post}(\cdot, t_j).$$

Cette sémantique de transition que nous venons de citer concerne la sémantique de serveur fini. Dans la sémantique de serveur infini, la même transition est tirée simultanément plusieurs fois. La multiplicité de franchissement dépend du nombre de marquage dans chaque place en entrée. On appelle degré de franchissement (enabling degree) d'une transition  $t_j$  dans le marquage  $M$  et on note  $ED(t_j, M)$  la quantité  $ED(t_j, M) = \min_{p_i \in t_j} \{M(p_i) / \text{Pré}(p_i, t_j)\}$ , le taux de franchissement devient dépendant du marquage et est donné par :  $W(t_j) \cdot ED(t_j, M)$ .

#### 4.4. Calcul des paramètres de performance [10]

L'analyse qualitative permet la vérification d'une manière précise des propriétés comportementales et structurelles du système, telle que le non blocage, la vivacité, ...etc. Alors que, l'analyse quantitative s'intéresse au calcul des indices de performance. On distingue deux familles de méthodes d'analyse quantitative : la simulation, et les outils analytiques. Comme outils analytiques, on trouve les chaînes de Markov, les réseaux de Petri stochastiques, ...etc. Le calcul des indices de performances ne sont possibles que si la l'ergodicité du réseau est vérifiée, ce qui garantit l'existence du régime stationnaire. Les deux propriétés suivantes permettent de vérifier l'ergodicité :

- ✓ Un RdPSG borné, quasi vivant et tel que son graphe des marquages accessibles est fortement connexe est ergodique [10].

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

---

- ✓ Une condition nécessaire et suffisante pour que la chaîne de Markov associée à un réseau de Petri borné soit ergodique est que le réseau admet l'état initial comme état d'accueil [10].

Une fois l'ergodicité du modèle est prouvée, on procède au calcul des probabilités d'états stationnaires des marquages tangibles seulement, car la probabilité d'y trouver dans les marquages évanescents est nulle. De plus, les marquages évanescents augmentent la taille du générateur infinitésimal, ce qui rend le calcul de la solution plus coûteux en temps et en espace mémoire.

Pour cela la CMTC doit être réduite en éliminant les marquages évanescents avant la résolution. La chaîne obtenue est dite chaîne de Markov réduite (CMR).

Le principe d'élimination des marquages évanescents est le suivant : Soit  $M_b$  un marquage évanescents directement accessible à partir du marquage tangible  $M_a$  et soit S l'ensemble des marquages tangibles accessibles à partir de  $M_b$  et tous ceux qui sont atteignables à partir de  $M_b$  par le franchissement de transitions immédiates seront éliminés et le marquage  $M_a$  sera relié directement à  $M_c$ .

Par conséquent, le générateur infinitésimal contiendra seulement les taux de transitions entre marquages tangibles.

Les principaux indices de performance des RdPSG sont représentés comme suit:

- ✓ **Fréquence moyenne de franchissement d'une transition** : Cet indice correspond au nombre moyen de tirs de la transition  $t_i$  en une unité de temps. Il est calculé par :

$$F^*(t_i) = \sum_{M_j \in E(t_i)} \lambda_i(M_j) \cdot \pi_j$$

Où :

- $E(t_i)$  est l'ensemble des marquages où  $t_i$  est franchis.
- $\lambda_i(M_j)$  est le taux de franchissement de  $t_i$  dans  $M_j$ .

- ✓ **Nombre moyen de marques dans une place** : le nombre moyen de marques dans une place  $p$  est calculé à l'aide de la formule :

$$n(p_i) = \sum_{M_j \in E} M_j(p_i) \cdot \pi_j$$

## Chapitre 02 : Les méthodes formelles

Où :  $M_j(p_i)$  est le nombre de jetons dans la place  $p$  pour le marquage  $M_j$ , et  $E$  est l'ensemble des marquages accessibles.

- ✓ **Temps moyen de séjour d'une marque dans un sous-réseau** : correspond au délai moyen qu'un jeton passe dans une partie  $S$  d'un RdPSG. Il peut être calculé en appliquant la formule suivante :

$$E[T] = \frac{E[N]}{E[\gamma]}$$

Où :  $E[N]$  est le nombre de jetons dans le sous-réseau  $S$ , et  $E[\gamma]$  est le taux d'arrivé effectif des jetons dans  $S$ .

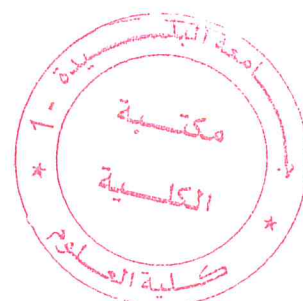
- ✓ **Probabilité d'un évènement** : la probabilité d'un évènement particulier  $E$  est égale à la somme des probabilités de tous les marquages dans lesquels la condition correspondante à la définition de l'évènement est vérifiée. Ainsi, elle est calculé par :

$$P\{E\} = \sum_{m_i \in X} \pi_i$$

Où :  $X = \{m_i \in A(R, M_0); \gamma(m_i) = \text{true}\}$  est l'ensemble des marquages accessibles où la condition  $E$  est vérifiée.

### 5. Conclusion :

Au cours de ce chapitre, nous avons abordé en premier lieu, les concepts fondamentaux des processus stochastiques, particulièrement les chaînes de Markov à temps discret et à temps continu, ensuite, nous avons entamé les RdP et les RdPSG, ces derniers sont des modèles formels très puissants pour l'analyse des performances des différents systèmes. D'une part, les RdPSG ont l'avantage de représenter aisément les évènements instantanés (la synchronisation, le mécanisme de blocage et la concurrence) et les évènements non instantanés qui nécessitent un certain temps d'exécution (le traitement d'une requête). D'autre part, ils permettent d'aboutir à une évaluation qualitative et quantitative du système modélisé.



## **Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF.**

### **1. Introduction :**

Les RdPSG constituent une alternative très puissante permettant la description, la modélisation et l'évaluation des performances des différents systèmes, notamment les RCSF. Ce chapitre sera consacré en premier lieu à la présentation des files d'attente classiques, avec vacance qui sont une extension des files d'attente classique et plus particulièrement les files d'attente avec vacance de travail, ainsi, nous allons aborder un aperçu sur les travaux connexes afin de bien entamer notre modélisation.

En second lieu, nous allons proposer des modèles (modélisant un seul nœud capteur) basés sur les disciplines de vacances de travail en utilisant les RdPSG, ces derniers seront décrits et analysés pour générer les CMTC, puis, nous allons donner les taux de transition entre les différents états de la CMTC qui nous permettent l'obtention du générateur infinitésimal, vers la fin, on calcule les différents indices de performance appropriés pour chaque modèle.

### **2. Files d'attente :**

Le phénomène d'attente apparait dans divers domaine de notre quotidien, il se produit de façon aléatoire lors de l'arrivée des clients (messages en attente de transmission, commandes en attente de traitement, des personnes...etc) dans le système. Ce phénomène est formalisé avec la théorie des files d'attente qui est apparue en 1917.

La théorie des files d'attente est une théorie mathématique, elle relève du calcul des probabilités. L'objectif de la modélisation est la recherche des solutions optimales de gestion des files d'attente [17].

#### **2.1. Files d'attente classiques :**

L'identification des systèmes de files d'attente classiques se base principalement sur trois éléments : le processus stochastique décrivant l'arrivée des clients dans le système, le mécanisme de service (le nombre de serveurs et la loi probabiliste décrivant la durée des services) et la discipline d'attente. Le processus d'arrivée spécifie les instants auxquels les clients arrivent dans le système. Dans la théorie classique des files d'attente, les clients.

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

---

arrivent de manière isolée et indépendamment les uns des autres. D'où, les intervalles de temps entre deux arrivées successives forment une suite de variables aléatoires indépendantes et identiquement distribuées.

Les temps de service nécessaire au traitement des clients sont supposés être des réalisations de variables aléatoires indépendantes et identiquement distribuées. La description du processus de service revient alors à préciser la loi de probabilité de ces variables aléatoires. Le nombre de serveurs correspond au nombre maximal de clients pouvant être traités simultanément. Tous les serveurs sont supposés identiques.

La capacité d'accueil d'un système de files d'attente correspond au nombre maximal de clients pouvant être présents dans le système à un instant quelconque. Il est égal à la somme du nombre de serveurs et du nombre de places d'attente disponibles.

La discipline d'attente, est la règle de priorité déterminant l'ordre dans lequel les clients vont être servis. Les disciplines d'attente classiques les plus utilisés sont : FIFO (First In First Out) et LIFO (Last In First Out) [17].

### 2.2. Files d'attente avec vacance et vacance de travail [18]

Les serveurs sont toujours disponibles dans les modèles de files d'attentes classiques utilisées. Cependant, dans les systèmes de files d'attentes pratiques rencontrées, si les serveurs sont non disponibles pour une période de temps, ils sont dits en vacance. Ainsi, le modèle de files d'attente classique ne peut convenir pour la modélisation de systèmes complexes caractérisés par ce phénomène de vacance du serveur.

Les files d'attentes avec vacance (FAV) sont donc introduites pour modéliser et évaluer ce type de systèmes utilisant la notion de vacance du serveur. Elles se différencient des files d'attentes standards par le fait que le serveur prend des vacances d'une tâche primaire pour s'occuper d'une ou plusieurs tâches secondaires ou pour se reposer ou pour accomplir quelques tâches de maintenance préventive, pendant ce temps les clients sont en attente d'être servis.

Le client qui arrive à une station de service peut trouver un ou plusieurs serveurs libres et être pris en charge par un des serveurs immédiatement, il quittera le système dès la fin de son service. Dans le cas où tous les serveurs sont occupés, ou en vacance, le client rejoint la file d'attente du système (Buffer) et attend d'être servi, durant ce temps-là, le client est dit en attente. Après le retour des vacances, les serveurs reprennent leurs services et traitent les clients en attente.

Le schéma général d'une file d'attente avec vacance est donné dans la figure 25 ci-dessous.



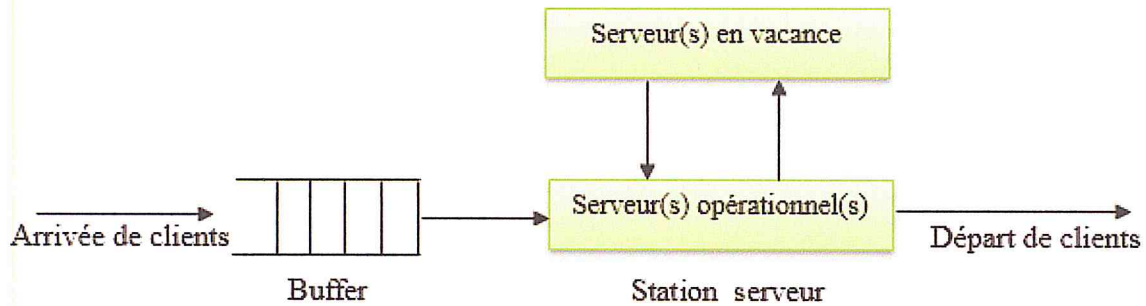


Figure 25: Représentation graphique d'un système d'attente avec vacance.

### ▪ Politiques de vacance :

Une politique de vacance est définie par trois aspects : la règle de début de vacances, La règle de fin de vacances et la durée de vacances.

**Règle de début de vacance :** Cette règle signifie discipline de service et détermine quand le serveur peut commencer une vacance ; on distingue deux disciplines de service : discipline de service exhaustif où le serveur prend une vacance si et seulement si la file d'attente du système est vide et la discipline de service non-exhaustif où le serveur peut prendre une vacance même si le système n'est pas vide. Parmi les disciplines de service non-exhaustif, on trouve par exemple, le service limité, dans ce cas, le serveur sert un nombre  $k$  de clients au maximum, donc il sert jusqu'à ce que la file soit vide ou les  $k$  clients seront servis avant de pouvoir débiter une autre vacance et le service avec barrière, dont le serveur sert seulement les clients qui étaient dans la file d'attente à son arrivée, avant de pouvoir débiter une autre vacance.

**Règle de fin de vacance :** Représente l'évènement dont la vacance est terminée. On distingue plusieurs règles : les vacances uniques, où après chaque période de vacance, au moins un client doit être servi avant de prendre une autre vacance. Ainsi, deux vacances successives ne peuvent pas avoir lieu. Les vacances multiples, où après une vacance, le serveur reprend une autre vacance s'il ne trouve pas de clients dans le système et ainsi de suite jusqu'à ce qu'au moins un client se présente dans ce dernier. Quant à la politique  $N$ -vacance, le serveur arrête sa vacance et reprend son fonctionnement quand le nombre de clients dans la file d'attente atteint un seuil  $N$ . Dans le cas de la politique  $T$ -vacance, le serveur arrête sa vacance et reprend son fonctionnement lorsqu'une durée de temps  $T$  s'écoule.

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

---

**Durée d'une vacance :** Les durées de la vacance dépendent de la politique suivie, elles sont considérées comme des variables aléatoires indépendantes et identiquement distribuées avec une certaine loi de probabilité, selon les caractéristiques du système modélisé.

Dans l'étude des modèles de files d'attente avec vacance classique en général, le serveur arrête complètement le service pendant la période de vacance, comme il peut faire du travail supplémentaire ou de la maintenance préventif. Cependant, il existe de nombreuses situations où le serveur fonctionne avec un rythme très lent (taux de service inférieur à la normal) plutôt que d'arrêter complètement le service pendant les vacances classique. D'où cette classe de politique semi-vacances a été introduit par Servi et Finn [19] en 2002. Ce type de vacance est appelé vacance de travail (working vacation) ou il peut être appliqué dans plusieurs domaines pour l'évaluation des performances des réseaux informatiques, les systèmes de communication, de production et de services...etc.

### 3. Les travaux connexes :

En utilisant la théorie des files d'attente, plusieurs modèles pour des nœuds capteurs ont été proposés par des chercheurs pour optimiser de l'énergie, on cite :

Maheswar et Jayaparvathy [20] ont utilisé la politique (N-Vacance) pour réduire la consommation d'énergie et le délai moyen d'attente des nœuds capteurs, dans leur modèle, ils ont considéré un réseau de capteurs composé d'une station et de nœuds identiques répartis uniformément, le nœud qui collecte (puits) toutes les informations recueillies par les capteurs est situé au centre de la station.. Ce nœud possède deux états différents : l'état de veille et l'état actif.

- ✓ L'état de veille correspond à la valeur la plus basse de la puissance de consommation du nœud, d'où le nœud ne peut pas interagir avec le monde extérieur.
- ✓ Pendant l'état actif, un nœud peut considérer deux états : l'état libre et l'état occupé.
  - Pendant l'état libre, le nœud sera en mode de veille, de réception ou il génère des données.
  - Pendant l'état occupé, le nœud sera en mode transmission, d'où le nœud peut transmettre, recevoir et générer des données simultanément.

Jiang et al [21] ont utilisé la théorie de la file d'attente  $M / G / 1$  avec le Min (N, T), ils ont considéré deux états pour le nœud capteurs : l'état libre et l'état occupé. Le nœud change son état selon le principe suivant :

- ✓ Le nœud prend une période de vacance de longueur T, Si le buffer du capteur est vide.

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

---

- ✓ Le capteur interrompt la vacance et passe à l'état occupé en activant la fonction de transmission, si durant la vacance le nombre de paquets en attente dans le buffer atteint le seuil  $N$ , ou bien à la fin de la vacance de longueur  $T$  le buffer n'est pas vide et le nombre de paquets dans le buffer est strictement inférieur à  $N$ , sinon il reprend une autre période de vacance de longueur  $T$ .

Cette discipline consiste à réduire la latence engendrée par la politique N-Vacance si le taux d'arrivée est faible, sinon elle évite la saturation du buffer.

Huang et al [22] ont proposé une analyse théorique concernant la variation de probabilité pour les états : sommeil, oisif et occupé par rapport aux taux d'arrivée des paquets de données, aux taux de service et à la probabilité de collision, ainsi, ils ont fourni une méthode systématique pour mesurer la taille de la file d'attente du nœud capteur afin d'obtenir le seuil  $N$ .

Jiang et al [23] ont proposé un nouveau plan d'économie d'énergie pour alléger le problème de trou d'énergie basé sur la théorie de la file d'attente  $M / M / 1$  de la politique de N-Vacance, ils ont utilisé le seuil  $N$  pour contrôler le temps moyen total d'activation de la fonction de transmission de serveur radio pour les paquets en file d'attente. Le capteur déclenche sa fonction de transmission et lance la transmission des paquets en attente dans le buffer lors du débordement de ce dernier. Le schéma proposé peut également réduire la consommation d'énergie.

Lee et Yang [24] ont analysé la politique N-Vacance du modèle de la file d'attente à temps discret  $Geo / G / 1$  pour la détection des catastrophes. Ils ont obtenu les fonctions génératrices de probabilité de la longueur de la file d'attente, du temps de séjour et des cycles de régénération tels que la période d'inactivité et la période occupée, en appliquant cette politique dans les RCSF dans des connexions réseau peu fiables où les paquets de données sont perdus par des attaques ou des chocs externes. Ce modèle proposé consiste à réduire la consommation d'énergie.

Huang et Lee [25] ont basé leur recherche sur une méthode dynamique d'économie d'énergie pour la politique N-Vacance, ensuite, le seuil  $N$  a été dérivé tout en considérant chaque taux d'arrivée de données différent. Ils ont proposé une analyse théorique concernant la variation de probabilité pour chaque état en tenant compte du taux d'arrivée différent, du taux de service et de la probabilité de collision. Cette méthode peut être appliquée pour prolonger le temps de service d'un réseau.

Sleem et al [26] ont proposé une technique d'optimisation d'énergie dans les nœuds capteurs sans fils basée sur la politique N-Vacance pour réduire le nombre de transitions entre

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

	de probabilité.	taille de la queue.	et la probabilité de collision.
[23]	M / M / 1 de la politique N.	la technique d'économie d'énergie basée sur le modèle proposé.	Plusieurs paramètres de contrôle optimal ont été calculés.
[24]	Geo / G / 1 de la politique N.de probabilité.	obtenir les fonctions génératrices de probabilité.	La consommation d'énergie.
[25]	La politique N avec une analyse théorique concernant la variation de probabilité.	Dériver le seuil N tout en considérant chaque taux d'arrivée de données différent.	Le temps de service.
[26]	La politique N.	réduire le nombre de fois que le canal radio passe de l'état hors tension à l'état activé.	Le délai d'attente et la consommation d'énergie.
[27]	La politique exhaustive.	Utiliser le formalisme des RdPSG pour modéliser le comportement du nœud capteur durant la vacance.	les principales indices de performance du réseau particulièrement la consommation d'énergie.
[28]	La politique N et la politique Hybride.	Utiliser le formalisme des RdPSG pour modéliser le comportement de sommeil / réveil des nœuds.	les principales indices de performance du réseau particulièrement la consommation d'énergie et le délai d'attente.

**Tableau 1:** Tableau comparatif des différents modèles existants.

#### 4. Modélisation des RCSF avec les RdPSG :

Dans la modélisation d'un nœud capteur avec les RdPSG, le comportement de ce dernier est considéré comme une file d'attente avec serveur unique et source des paquets infinis, où le processus d'arrivée est celui de poisson et le processus de service suit la loi exponentielle.

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

---

Dans cette partie, trois modèles sont proposés, où chacun est établi à partir du modèle ordinaire qui est le modèle de base.

### 4.1. Modèle Ordinaire (M0):

Dans cette partie, nous allons décrire un capteur générique, en utilisant le RdPSG, par la suite, une analyse de ce dernier sera faite pour générer la CMTC du modèle, qui permet l'obtention du générateur infinitésimal. Nous avons choisi de le représenter pour aboutir à une comparaison des différents indices de performance, notamment la consommation d'énergie entre ce modèle et les modèles des politiques de vacances de travail.

#### 4.1.1. Description du RdPSG :

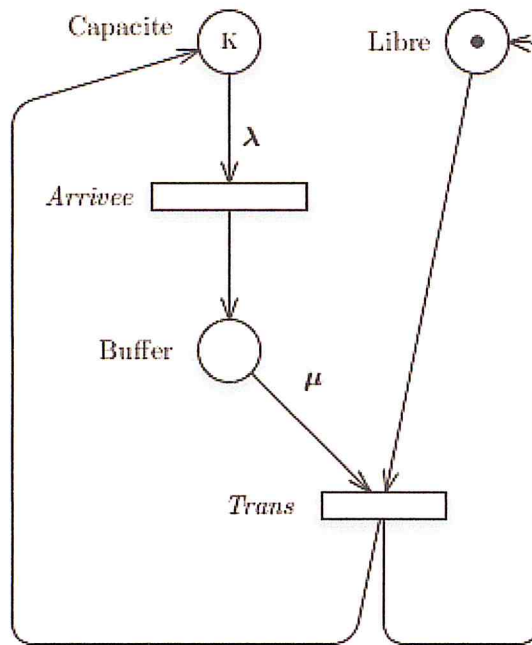
Le RdPSG modélisé dans la figure 26 représente le modèle M0, dans lequel:

- La place Capacité : représente la capacité du buffer d'un nœud capteur.
- La place Buffer : représente le buffer du nœud capteur.
- La place Libre : représente l'état de l'unité de transmission qui est toujours occupée.
- La transition temporisée Arrivée : représente l'arrivée d'un paquet dans le nœud capteur.
- La transition temporisée Trans : représente la transmission des paquets par le nœud capteur.

Initialement le Buffer est vide et l'unité de transmission est en mode occupé.

Ainsi, le marquage initial est représenté de la manière suivante :

$$M_0 = \{M(\text{Capacité}), M(\text{Buffer}), M(\text{Libre})\} = \{k, 0, 1\}.$$



**Figure 26:** Modèle d'un nœud capteur ordinaire (M0).

Lors de la réception d'un paquet, si au moins un jeton est dans la place Capacité le paquet sera stocké dans le Buffer en franchissant la transition Arrivée, ainsi un jeton sera produit dans Buffer. Le paquet sera transmis si le module de transmission est libre représenté par un jeton dans la place Libre ce qui permet la transmission d'un paquet en franchissant la transition Trans avec le taux de transition  $\mu$ .

#### 4.1.2. Analyse du RdPSG :

Quel que soit la valeur de K, le système d'équation suivant est toujours vérifié:

$$\begin{cases} M(\text{Capacité}) + M(\text{Buffer}) = K \\ M(\text{libre}) = 1 \end{cases}$$

A partir de ces deux équations, l'état du système en régime stationnaire peut être décrit en définissant les deux variables  $i$  et  $j$  telles que :

- ✓  $i$  représente le nombre de paquets dans le buffer en attente de service.
- ✓  $j$  représente la valeur qui indique toujours la présence d'un jeton dans la place libre.

Ainsi, on peut déduire le marquage dans chaque place, étant donné par :

$$M(\text{Capacité}) = K - i, \quad M(\text{Buffer}) = i \quad \text{et} \quad M(\text{Libre}) = 1.$$

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

D'un autre coté, en appliquant le système d'équation précédant, on peut déduire que :

$$\begin{cases} 0 \leq i \leq K \\ j = 1 \end{cases}$$

La CMTC obtenu après cette analyse est représentée dans la figure ci-dessous.

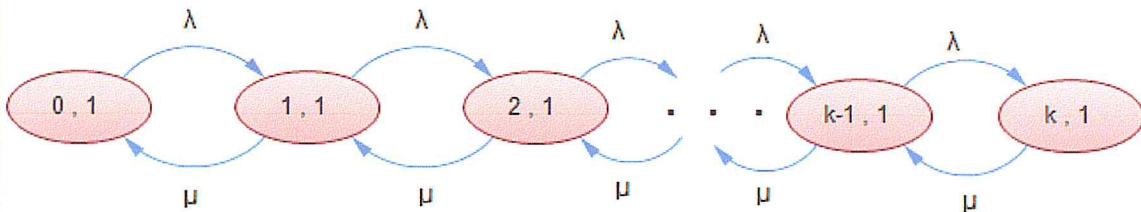


Figure 27: La CMTC correspondante au RdPSG du modèle Ordinaire.

### 4.1.3. Algorithme de construction du générateur infinitésimal :

Après l'analyse de la CMTC présenté dans la Figure 27, nous avons déduit que le nombre des états de la CMTC qui correspond au nombre de marquage tangibles, est égale à  $K+1$  états.

Le générateur infinitésimal est construit de la manière suivante :

$$GI [(i, j), (x, y)] = \begin{cases} gi [(i, j), (x, y)] & \text{si } (i, j) \neq (x, y); \\ -\sum_{(i, j) \neq (x, y)} gi [(i, j), (x, y)] & \text{si } (i, j) = (x, y). \end{cases}$$

Les taux  $gi [(i, j), (x, y)]$  représentent les taux de transition entre l'état  $(i, j)$  et l'état  $(x, y)$ . Ils sont donnés par :

Description	Etat sortant	Taux de transition	Etat entrant
$0 \leq i \leq K, j = 1$	$(i, j)$	$\lambda$	$(i+1, j)$
$0 \leq i \leq K, j = 1$	$(i, j)$	$\mu$	$(i-1, j)$

Tableau 2: Représentation des taux de transitions entre les états.

Ces transitions permettent de construire l'algorithme donné dans le tableau 3, pour calculer les valeurs des différents éléments du générateur infinitésimal GI.

### Algorithme M0 : Construction du générateur infinitésimal pour le modèle Ordinaire

```
Début

  Pour i = 0 à K-1

    Pour c = 1 à K

      GI [(i, j), (i+1, j)] = λ;

    FinPour

  FinPour

  Pour i = K à 1

    Pour c = K-1 à 0

      GI [(i, j), (i-1, j)] = μ;

    FinPour

  FinPour

Fin.
```

**Tableau 3:** Algorithme d'obtention du générateur infinitésimal pour le modèle Ordinaire.

#### 4.2. Modèle avec la politique N-Vacance (M1):

La politique de N-Vacance est incorporée au modèle décrit précédemment. Suivant cette politique, le capteur passe à l'état libre dès que le nombre de paquets en attente dans le buffer atteint le seuil N. L'objectif du choix de ce modèle est d'éviter la saturation du Buffer et minimiser l'énergie de transition.

##### 4.2.1. Description du RdPSG :

Le RdPSG modélisé dans la Figure 28 représente le modèle M1 qui consiste à rajouter au modèle ordinaire les places et les transitions suivantes :

- La place VT : représente le fait que le capteur est en état de vacance de travail.



## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

---

- La transition temporisée  $Trans\_VT$  : représente la transmission des paquets à partir des deux places Buffer et VT.
- La transition immédiate  $d\_VT$  : elle permet au capteur de prendre une vacance de travail.
- La transition immédiate  $f\_VT$  : elle permet le retour d'une vacance de travail.
- Deux arcs pondérés à  $N$  reliant la place Buffer à la transition  $f\_VT$ , ces derniers indiquent qu'il y a  $N$  paquets en attente dans le Buffer pour que le capteur retourne de vacance de travail.

Le marquage initial est représenté de la manière suivante :

$$M_0 = \{M(\text{Capacité}), M(\text{Buffer}), M(\text{Libre}), M(\text{VT})\} = \{k, 0, 1, 0\}.$$

Ce qui représente le fait qu'aucun paquet n'est présent dans le nœud capteur, l'unité de transmission est Libre et le Buffer est vide.

Si la place Buffer ne contient aucun jeton c'est à dire qu'il n'y a aucun paquet à transmettre et l'unité de transmission est libre, la transition immédiate  $d\_VT$  sera franchie, l'unité de transmission prendra une vacance de travail donc la présence d'un jeton dans la place VT ce qui implique le franchissement de la transition temporisée  $Trans\_VT$  avec le taux de transition  $\mu_2$ . Par la suite si la place Buffer contiendra  $N$  jetons c'est-à-dire  $N$  paquets, la transition immédiate  $f\_VT$  sera franchie et le serveur retourne de la vacance de travail et transmettra les  $N$  paquets présents dans le Buffer avec le taux de transition  $\mu_1$ .

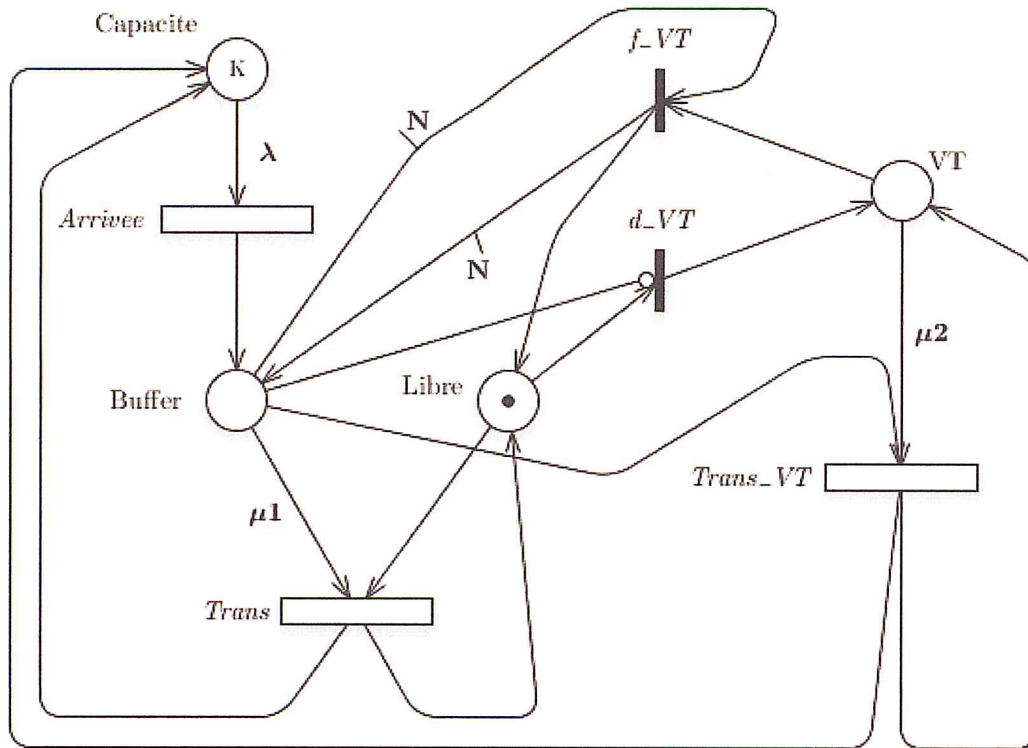


Figure 28 : Modèle d'un nœud capteur avec la politique N-Vacance (M1).

#### 4.2.2. Analyse du RdPSG :

Après la présentation du modèle de la politique N-Vacance, le graphe des marquages accessible pour ce modèle est généré dans la figure 29.

Ce graphe possède des marquages tangibles et des marquages évanescents. La couleur verte indique les marquages évanescents car la transition qui provoque le changement est une transition immédiate ( $d\_VT$  ou  $f\_VT$ ).

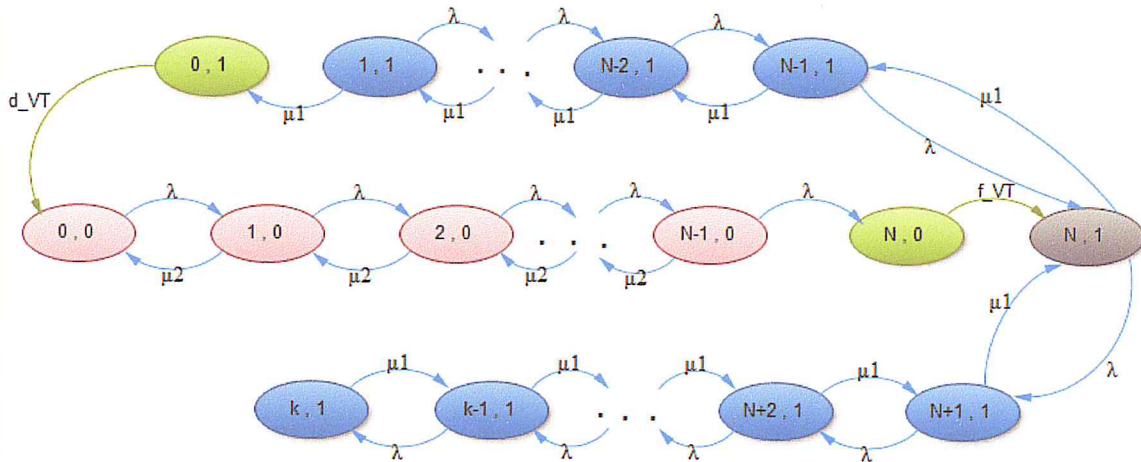


Figure 29: Graphe des marquages accessible pour le modèle de la politique N-Vacance.

En enlevant les marquages évanescents dans le graphe, la CMTC est déduite et est représentée par la figure 30.

Quel que soit la valeur de K, le système d'équation suivant est toujours vérifié:

$$\begin{cases} M(\text{Capacité}) + M(\text{Buffer}) = K \\ M(\text{Libre}) + M(\text{VT}) = 1 \end{cases}$$

A partir de ces deux équations, l'état du système en régime stationnaire peut être décrit en définissant les deux variables  $i$  et  $j$  telles que :

- ✓  $i$  représente le nombre de paquets dans le buffer en attente de service.
- ✓  $j$  représente l'état de l'unité de transmission en mode libre ou en vacance de travail.

Ainsi, le marquage dans chaque place est déduit et est donné par :

$$M(\text{Capacité}) = K - i, \quad M(\text{Buffer}) = i, \quad M(\text{Libre}) = j \quad \text{et} \quad M(\text{VT}) = 1 - j.$$

Ainsi, les variables  $i$  et  $j$  sont trouvées telles que :

$$\begin{cases} 0 \leq i \leq K \\ 0 \leq j \leq 1 \end{cases}$$

La CMTC obtenue après cette analyse est représentée par la figure 30.

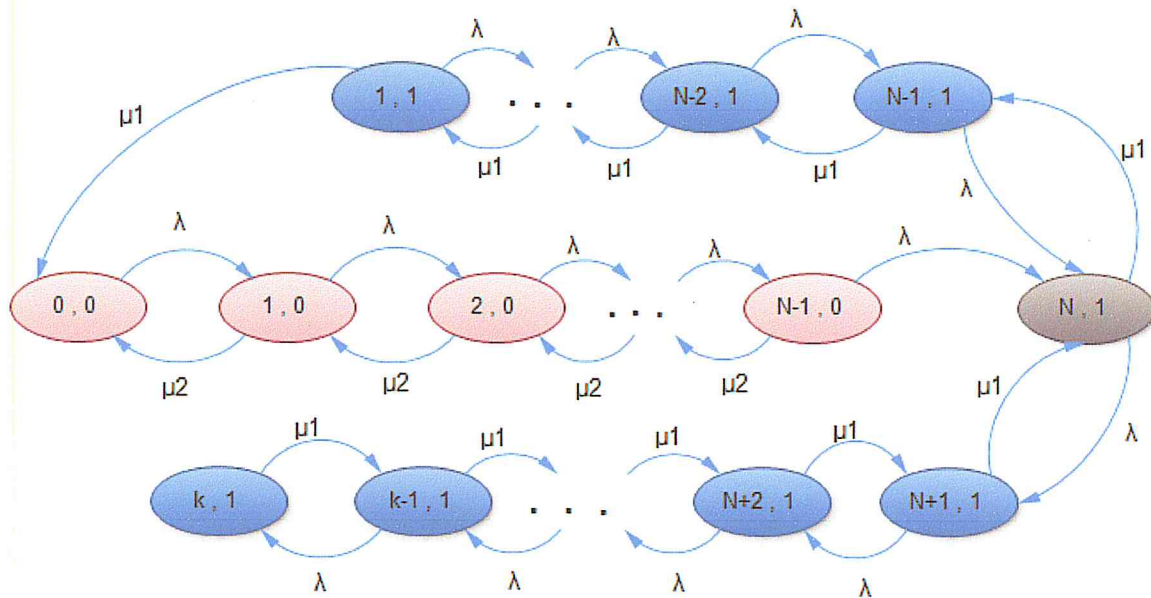


Figure 30: La CMTC correspondante au RdPSG du modèle de la politique N-Vacance.

4.2.3. Algorithme de construction du générateur infinitésimal :

Après l'analyse de la CMTC présenté dans la figure 30, nous avons déduit que le nombre des états de la CMTC qui correspond au nombre de marquage tangibles, est égale à K+N états.

Le générateur infinitésimal est construit de la manière suivante :

$$GI [(i, j), (x, y)] = \begin{cases} g_i [(i, j), (x, y)] & \text{si } (i, j) \neq (x, y); \\ -\sum_{(i,j) \neq (x,y)} g_i [(i, j), (x, y)] & \text{si } (i, j) = (x, y). \end{cases}$$

Les taux  $g_i [(i, j), (x, y)]$  représentent les taux de transition entre l'état  $(i, j)$  et l'état  $(x, y)$ . Ils sont donnés par :

Description	Etat sortant	Taux de transition	Etat entrant
$0 \leq i \leq N-2, j = 0$	$(i, j)$	$\lambda$	$(i+1, j)$
$1 \leq i \leq N-1, j = 0$	$(i, j)$	$\mu_2$	$(i-1, j)$
$N \leq i \leq K-1, j = 1$	$(i, j)$	$\lambda$	$(i+1, j)$
$N+1 \leq i \leq K, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(i-1, j)$
$K+1 \leq i \leq K+N-2, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(i+1, j)$

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

$K+2 \leq i \leq K+N-1, j = 1$	$(i, j)$	$\lambda$	$(i-1, j)$
$i = N, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(k+1, j)$
$i = K+1, j = 1$	$(i, j)$	$\lambda$	$(N, j)$
$i = K+N-1, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(0, j-1)$
$i = N-1, j = 0$	$(i, j)$	$\lambda$	$(N, j+1)$

**Tableau 4 :** Représentation des taux de transitions entre les états.

Ces transitions permettent de construire l'algorithme donné ci-dessous, pour calculer les valeurs des différents éléments du générateur infinitésimal GI.

### Algorithme M1 : Construction du générateur infinitésimal pour le modèle de la politique N-Vacance

Début

Pour  $i = 0$  à  $N-2$

Pour  $C = 1$  à  $N-1$

$GI [(i, j), (i+1, j)] = \lambda;$

FinPour

FinPour

Pour  $i = N-1$  à  $1$

Pour  $C = N-2$  à  $0$

$GI [(i, j), (i-1, j)] = \mu_2;$

FinPour

FinPour

Pour  $i = N$  à  $K-1$

Pour  $C = N+1$  à  $K$

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

$$GI [(i, j), (i+1, j)] = \lambda;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = K$  à  $N+1$

Pour  $C = K-1$  à  $N$

$$GI [(i, j), (i-1, j)] = \mu 1;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = K + 1$  à  $K+N-2$

Pour  $C = K+2$  à  $K+N-1$

$$GI [(i, j), (i+1, j)] = \mu 1;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = K+N-1$  à  $K+2$

Pour  $C = K+N-2$  à  $K+1$

$$GI [(i, j), (i-1, j)] = \lambda ;$$

FinPour

FinPour

Si ( $i = N$  &&  $C = k+1$ )

$$GI [(i, j), (C, j)] = \mu 1;$$

FinSi

Si ( $i = K+1$  &&  $C = N$ )

$GI [(i, j), (C, j)] = \lambda;$

FinSi

Si  $(i = K+N-1 \ \&\& \ C = 0)$

$GI [(i, j), (C, j-1)] = \mu 1;$

FinSi

Si  $(i = N-1 \ \&\& \ C = N)$

$GI [(i, j), (C, j+1)] = \lambda;$

FinSi

Fin.

**Tableau 5:** Algorithme d'obtention du générateur infinitésimal du modèle de la politique N-Vacance.

### 4.3. Modèle avec la politique Hybride (M2):

Dans le modèle (M2) nous allons proposer un modèle pour un nœud capteur sans fil avec la politique Hybride, ce modèle reprend le modèle précédent M1, en appliquant la politique de la vacance aléatoire. Cette discipline permet au capteur de terminer sa vacance de travail selon deux possibilités : soit quand le nombre de paquets dans le buffer du nœud atteint le seuil N défini précédemment dans le modèle M1, soit après une durée aléatoire si le nombre de paquets dans le buffer est inférieur strictement au seuil N.

Nous avons choisi de modéliser le capteur avec cette politique pour minimiser la latence engendrée par le Modèle M1, d'où le capteur augmente sa vitesse de transmission, en changeant son état de vacance de travail en état occupé. Ainsi pour éviter la saturation du buffer.

#### 4.3.1. Description du RdPSG :

Le RdPSG modélisé dans la Figure 31 représente le modèle M2 qui consiste à rajouter au Modèle M1 la transition suivante:

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

- La transition temporisée  $fin\_VT$  : permet au capteur de finir sa vacance de travail après une durée aléatoire  $1/\theta$ .

Le franchissement de la transition temporisée  $fin\_VT$  avec le taux de transition  $\theta$ , fait passer le jeton de la place  $VT$  à la place Libre, ce qui signifie la fin de vacance de travail et la reprise du service. Cette transition est franchie si le seuil  $N$  n'est pas atteint.

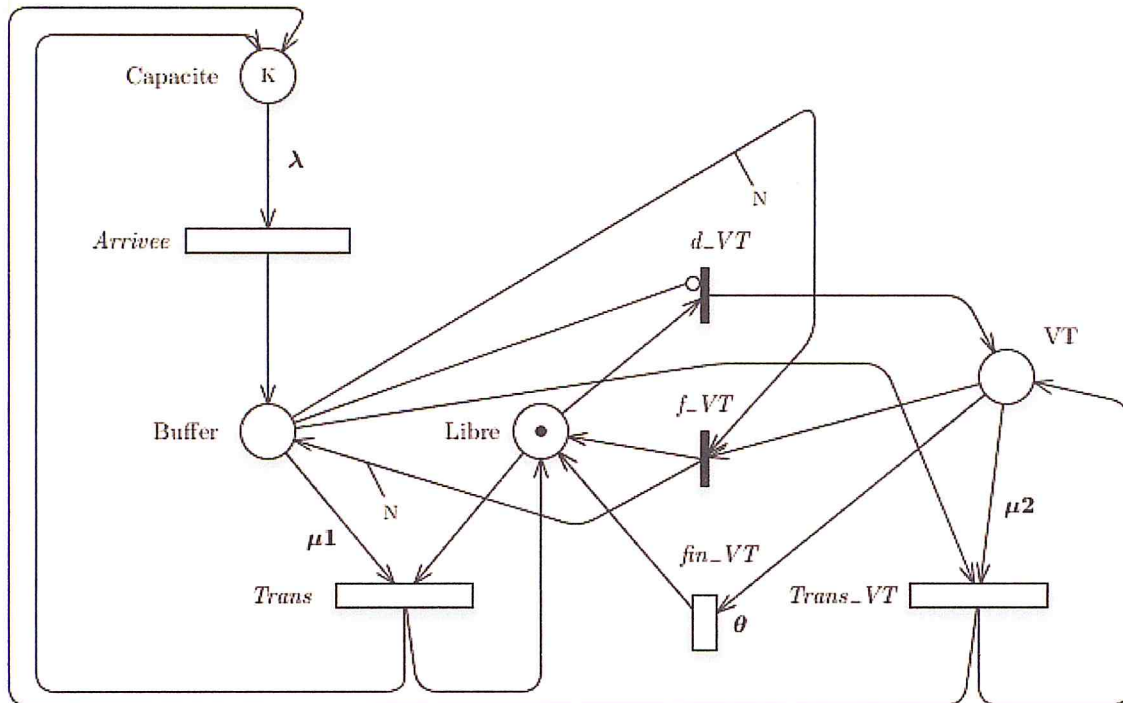


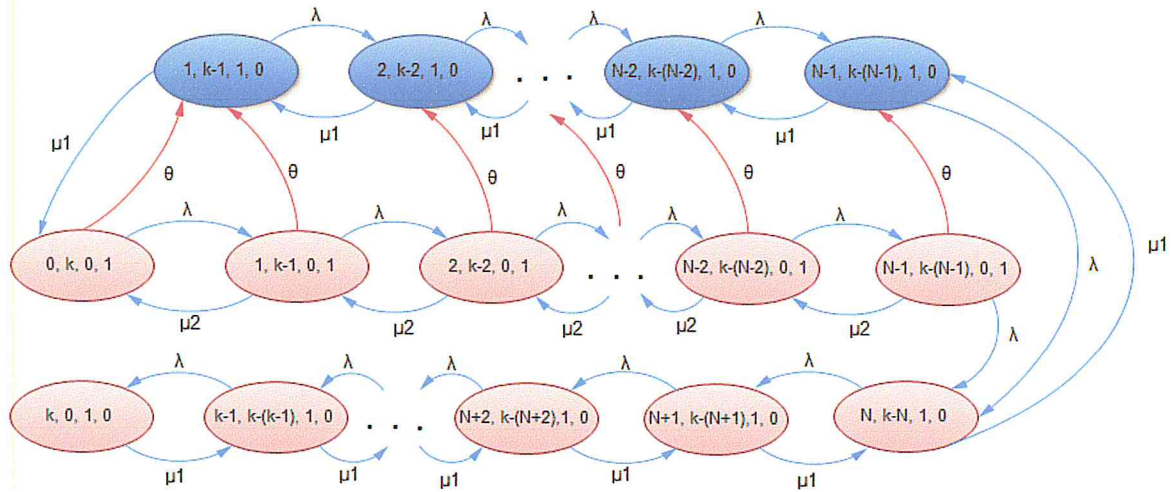
Figure 31: Modèle d'un nœud capteur avec la politique Hybride(M2).

### 4.3.2. Analyse et Construction du générateur infinitésimal:

L'analyse du RdPSG est similaire au Modèle précédent M1. La CMTC est représentée dans la figure 32.



## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF



**Figure 32:** La CMTC correspondante au RdPSG du modèle de la politique Hybride.

Les taux de transitions  $g_i [(i, j), (x, y)]$  sont données par :

Description	Etat sortant	Taux de transition	Etat entrant
$1 \leq i < k, j = 0$	$(i, j)$	$\lambda$	$(i+2, j)$
$1 < i \leq k-2, j = 0$	$(i, j)$	$\mu_2$	$(i-2, j)$
$k \leq i < k+N-1, j = 1$	$(i, j)$	$\lambda$	$(i+1, j)$
$k+1 \leq i \leq k+N-1, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(i-1, j)$
$2 \leq i < k-1, j = 1$	$(i, j)$	$\lambda$	$(i+2, j)$
$2 < i \leq k-1, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(i-2, j)$
$1 \leq i \leq k-2, j = 0$	$(i, j)$	$\theta$	$(i+1, j+1)$
$i = k-2, j = 0$	$(i, j)$	$\lambda$	$(k, j+1)$
$i = k, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(k-1, j)$
$i = k-1, j = 1$	$(i, j)$	$\lambda$	$(k, j)$
$i = 0, j = 0$	$(i, j)$	$\theta$	$(2, j+1)$
$i = 2, j = 1$	$(i, j)$	$\mu_1$	$(0, j-1)$

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

$i = 0, j = 0$	$(i, j)$	$\lambda$	$(1, j)$
$i = 1, j = 0$	$(i, j)$	$\mu_2$	$(0, j)$

Tableau 6: Représentation des taux de transitions entre les états.

L'algorithme qui permet d'obtenir le générateur infinitésimal du modèle de la politique Hybride, est donné comme suit :

**Algorithme M2 :** Construction du générateur infinitésimal pour le modèle de la politique Hybride.

```
Début

Pour i = 1 à k-1

    Pour c = 3 à k+1

        Si (i modulo 2 ≠ 0)

            GI [(i, j), (i+2, j)] = λ;

        FinSi

    FinPour

FinPour

Pour i = k-2 à 2

    Pour c = k-4 à 0

        Si (i modulo 2 ≠ 0)

            GI [(i, j), (i-2, j)] = μ2;

        FinSi

    FinPour

FinPour
```

Pour  $i = k$  à  $k+N-2$

Pour  $c = k+1$  à  $k+N-1$

$$GI [(i, j), (i+1, j)] = \lambda;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = k+N-1$  à  $k+1$

Pour  $c = k+N-2$  à  $k$

$$GI [(i, j), (i-1, j)] = \mu 1;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = 2$  à  $k-2$

Pour  $c = 4$  à  $k$

Si  $(i \text{ modulo } 2 \neq 0)$

$$GI [(i, j), (i+2, j)] = \lambda;$$

FinSi

FinPour

FinPour

Pour  $i = k-1$  à  $3$

Pour  $c = k-3$  à  $1$

Si  $(i \text{ modulo } 2 \neq 0)$

$$GI [(i, j), (i-2, j)] = \mu 1;$$

FinSi

FinPour

FinPour

Pour i = 1 à k-2

Pour c = 2 à k-1

Si (i modulo 2  $\neq$  0)

GI [(i, j), (i+1, j+1)] =  $\theta$ ;

FinSi

FinPour

FinPour

Si (i = k-2 && c = k)

GI [(i, j), (c, j+1)] =  $\lambda$ ;

FinSi

Si (i = k && c = k-1)

GI [(i, j), (c, j)] =  $\mu 1$ ;

FinSi

Si (i = k-1 && c = k)

GI [(i, j), (c, j)] =  $\lambda$ ;

FinSi

Si (i = 0 && c = 2)

GI [(i, j), (c, j+1)] =  $\theta$ ;

FinSi

Si (i = 2 && c = 0)

$$GI [(i, j), (c, j-1)] = \mu 1 ;$$

FinSi

$$Si (i = 0 \ \&\& \ c = 1)$$

$$GI [(i, j), (c, j)] = \lambda ;$$

FinSi

$$Si (i = 1 \ \&\& \ c = 0)$$

$$GI [(i, j), (c, j)] = \mu 2 ;$$

FinSi

Fin.

**Tableau 7 :** Algorithme d'obtention du générateur infinitésimal du modèle de la politique Hybride.

#### 4.4. Modèle avec la politique de Vacance Multiple (M3):

Dans le modèle (M3) nous allons proposer un modèle pour un nœud capteur avec la politique de Vacance Multiple. Cette discipline permet au capteur de prendre une vacance classique si le buffer est vide et de prendre une vacance de travail dès qu'un seuil N1 est atteint, d'où les clients peuvent être servis avec un taux inférieur à la normal. Le capteur change son état de vacance de travail en état occupé quand un seuil N2 est atteint, d'où la vacance de travail sera interrompue et le capteur reprendra le service avec un taux normal [29,30].

Ce modèle est choisi pour réduire la consommation, d'éviter la saturation du buffer et minimiser l'énergie de transition.

##### 4.4.1. Description du RdPSG :

Le RdPSG modélisé dans la Figure 33 représente le modèle M3 qui consiste à rajouter au Modèle M1 les places et les transitions suivantes :

- La place V indique que le capteur est en vacance.
- La transition immédiate d-V permet au capteur de prendre une vacance si le buffer est vide.

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

- La transition immédiate f-V-d-VT permet la fin de vacance et le début de la vacance de travail si un seuil N1 est atteint.
- La transition immédiate f-VT permet au capteur le retour d'une vacance de travail, elle est franchissée si le seuil N2 est atteint.

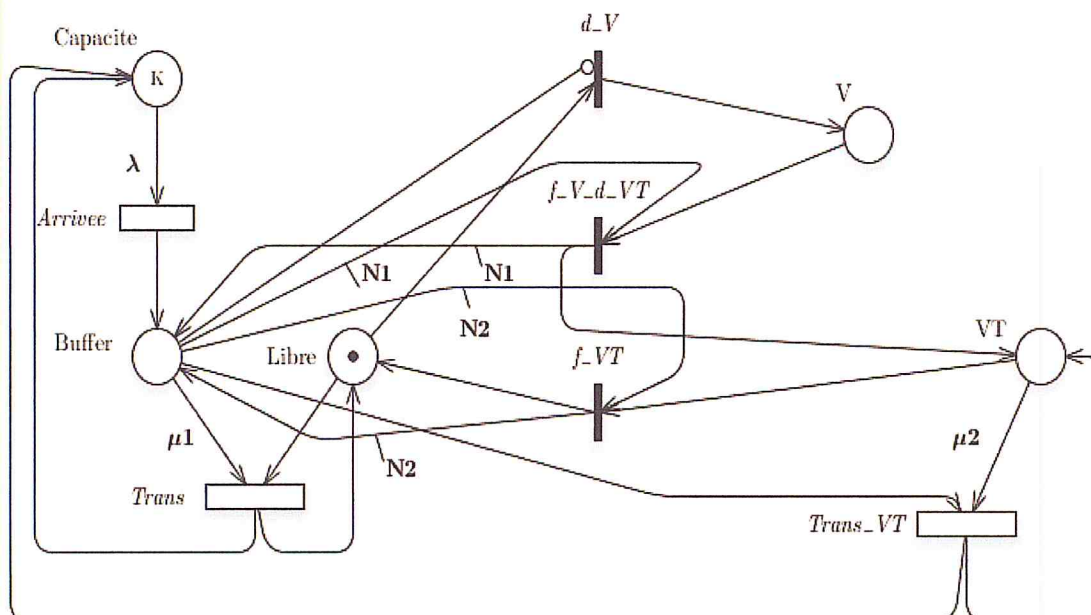


Figure 33: Modèle d'un nœud capteur avec la politique de Vacance Multiple (M3).

Le marquage initial est représenté de la manière suivante :

$$M_0 = \{M(\text{Capacité}), M(\text{Buffer}), M(\text{Libre}), M(V), M(\text{VT})\} = \{k, 0, 1, 0, 0\}.$$

Au début, la transition d-V est tirée, cela fait passer le jeton de la place Libre à la place V d'où le capteur éteindra le module radio et commencera la vacance.

Ensuite, Le franchissement de la transition f-V-d-VT sera effectué si le nombre de paquets dans le buffer atteint le seuil N1 et cela fait déplacer le jeton de la place V à la place VT d'où le capteur quittera la vacance et commencera la vacance de travail. Enfin, La transition f-VT sera franchissée si le nombre de paquets dans le buffer atteint le seuil N2, cela implique le retour du jeton à la place Libre d'où le capteur quittera la vacance de travail et reprendra le service.

### 4.4.2. Analyse du RdPSG :

Quel que soit la valeur de K, le système d'équation suivant est toujours vérifié :

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

$$\begin{cases} M(\text{Capacité}) + M(\text{Buffer}) = K \\ M(\text{Libre}) + M(V) + M(VT) = 1 \end{cases}$$

A partir de ces deux équations, l'état du système en régime stationnaire peut être décrit en définissant les quatre variables  $i, j_1, j_2$  et  $j_3$  telles que :

- ✓  $i$  représente le nombre de paquets dans le buffer en attente de service.
- ✓  $j_1$  représente la valeur qui indique que le nœud est en service ou pas.
- ✓  $j_2$  représente la valeur qui indique que le nœud est vacance ou pas.
- ✓  $j_3$  représente la valeur qui indique que le nœud est vacance de travail ou pas.

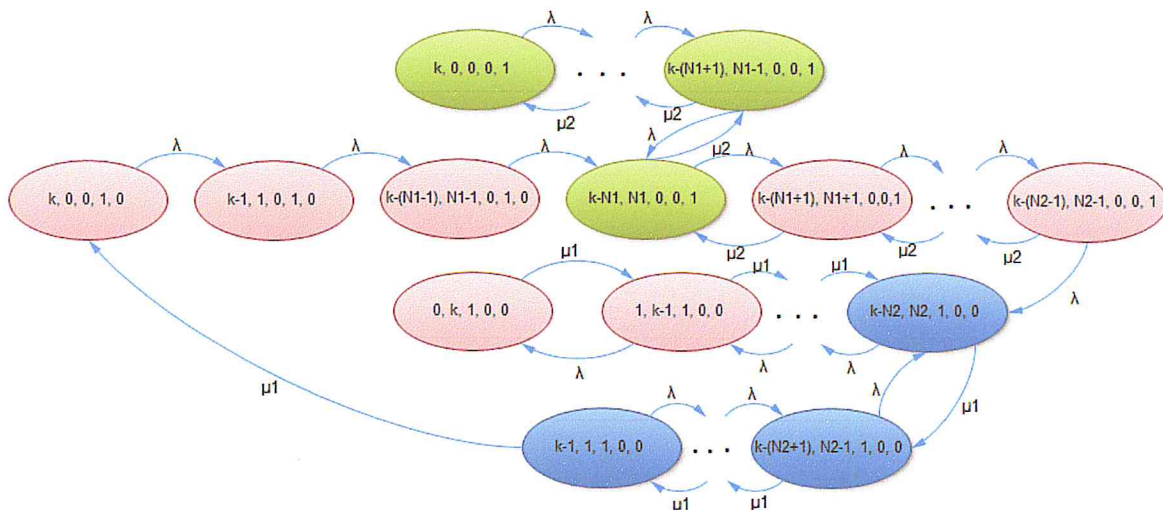
Ainsi, on peut déduire le marquage dans chaque place, étant donné que :

$$M(\text{Capacité}) = K - i, \quad M(\text{Buffer}) = i, \quad M(\text{Libre}) = j_1, \quad M(V) = j_2 \quad \text{et} \quad M(VT) = j_3.$$

D'un autre côté, en appliquant le système d'équation précédant, on peut déduire que :

$$\begin{cases} 0 \leq i \leq K \\ j_1 + j_2 + j_3 = 1 \quad j_1, j_2, j_3 \in [0,1] \end{cases}$$

La CMTC obtenu après cette analyse est représentée dans la figure ci-dessous.



**Figure 34:** La CMTC correspondante au RdPSG du modèle de la politique de Vacance Multiple.

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

### 3.1. Algorithme de construction du générateur infinitésimal :

Après l'analyse de la CMTC présenté dans la Figure 34, nous avons déduit que le nombre des états de la CMTC qui correspond au nombre de marquage tangibles, est égale à  $K + N1 + N2$  états.

Les taux de transitions  $g_i [(i, j), (x, y)]$  sont données par :

Description	Etat sortant	Taux de transition	Etat entrant
$0 \leq i \leq N1-2,$ $j1=0, j2=1, j3=0$	$(i, j1, j2, j3)$	$\lambda$	$(i+1, j1, j2, j3)$
$N1 \leq i < N2-1$ $j1=0, j2=0, j3=1$	$(i, j1, j2, j3)$	$\lambda$	$(i+1, j1, j2, j3)$
$N1+1 \leq i \leq N2-1$ $j1=0, j2=0, j3=1$	$(i, j1, j2, j3)$	$\mu2$	$(i-1, j1, j2, j3)$
$N2 \leq i \leq k-1$ $j1=1, j2=0, j3=0$	$(i, j1, j2, j3)$	$\lambda$	$(i+1, j1, j2, j3)$
$K+1 \leq i \leq k+N2-2$ $j1=1, j2=0, j3=0$	$(i, j1, j2, j3)$	$\mu1$	$(i+1, j1, j2, j3)$
$K+2 \leq i \leq k+N2-1$ $j1=1, j2=0, j3=0$	$(i, j1, j2, j3)$	$\lambda$	$(i-1, j1, j2, j3)$
$K+N2 \leq i \leq k+N1+N2-2$ $j1=0, j2=0, j3=1$	$(i, j1, j2, j3)$	$\mu2$	$(i+1, j1, j2, j3)$
$K+N2+1 \leq i \leq k+N1+N2-1$ $j1=0, j2=0, j3=1$	$(i, j1, j2, j3)$	$\lambda$	$(i-1, j1, j2, j3)$
$i = N1$	$(i, j1, j2, j3)$	$\mu2$	$(k+N2, j1, j2, j3)$



## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

$j_1=0, j_2=0, j_3=1$			
$i = k+N_2$ $j_1=0, j_2=0, j_3=1$	$(i, j_1, j_2, j_3)$	$\lambda$	$(N_1, j_1, j_2, j_3)$
$i = N_2$ $j_1=1, j_2=0, j_3=0$	$(i, j_1, j_2, j_3)$	$\mu_1$	$(k+1, j_1, j_2, j_3)$
$i = k+1$ $j_1=1, j_2=0, j_3=0$	$(i, j_1, j_2, j_3)$	$\lambda$	$(N_2, j_1, j_2, j_3)$
$i = k+N_2-1$ $j_1=1, j_2=0, j_3=0$	$(i, j_1, j_2, j_3)$	$\mu_1$	$(0, j_1-1, j_2+1, j_3)$
$N_2-1 \leq i \leq k-1$ $j_1=1, j_2=0, j_3=0$	$(i, j_1, j_2, j_3)$	$\mu_1$	$(i-1, j_1, j_2, j_3)$
$i = N_1-1$ $j_1=0, j_2=1, j_3=0$	$(i, j_1, j_2, j_3)$	$\lambda$	$(i+1, j_1, j_2-1, j_3+1)$
$i = N_2-1$ $j_1=0, j_2=0, j_3=1$	$(i, j_1, j_2, j_3)$	$\lambda$	$(i+1, j_1+1, j_2, j_3-1)$

**Tableau 8:** Représentation des taux de transitions entre les états.

L'algorithme qui permet d'obtenir le générateur infinitésimal est donné comme suit :

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

**Algorithme M3** : Construction du générateur infinitésimal pour le modèle de la politique de Vacance Multiple

Début

Pour  $i = 0$  à  $N1-2$

Pour  $j = 1$  à  $N1-1$

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i+1, j1, j2, j3)] = \lambda;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = N1$  à  $N2-2$

Pour  $j = N1+1$  à  $N2-1$

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i+1, j1, j2, j3)] = \lambda;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = N2-1$  à  $N1+1$

Pour  $j = N2-2$  à  $N1$

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i-1, j1, j2, j3)] = \mu_2;$$

FinPour

FinPour

Pour  $i = N2$  à  $k-1$

Pour  $j = N2+1$  à  $k$

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i+1, j1, j2, j3)] = \lambda;$$

FinPour

FinPour

Pour i = k à N2+1

Pour j = k-1 à N2

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i-1, j1, j2, j3)] = \mu 1;$$

FinPour

FinPour

Pour i = k+1 à k+N2-2

Pour j = k+2 à k+N2-1

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i+1, j1, j2, j3)] = \mu 1;$$

FinPour

FinPour

Pour i = k+N2-1 à k+2

Pour j = k+N2-2 à k+1

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i-1, j1, j2, j3)] = \lambda;$$

FinPour

FinPour

Pour i = k+N2 à k+N1+N2-2

Pour j = k+N2+1 à k+N1+N2-1

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i+1, j1, j2, j3)] = \mu 2;$$

FinPour

FinPour

Pour i = k+N1+N2-1 à k+N2+1

Pour  $j = k+N1+N2-2$  à  $k+N2$

$$GI [(i, j1, j2, j3), (i-1, j1, j2, j3)] = \lambda;$$

FinPour

FinPour

Si ( $i = N1$  &&  $j = k+N2$ )

$$GI [(i, j1, j2, j3), (j, j1, j2, j3)] = \mu2;$$

FinSi

Si ( $i = k+N2$  &&  $j = N1$ )

$$GI [(i, j1, j2, j3), (j, j1, j2, j3)] = \lambda;$$

FinSi

Si ( $i = N2$  &&  $j = k+1$ )

$$GI [(i, j1, j2, j3), (j, j1, j2, j3)] = \mu1;$$

FinSi

Si ( $i = k+1$  &&  $j = N2$ )

$$GI [(i, j1, j2, j3), (j, j1, j2, j3)] = \lambda;$$

FinSi

Si ( $i = k+N2-1$  &&  $j = 0$ )

$$GI [(i, j1, j2, j3), (j, j1-1, j2+1, j3)] = \mu1;$$

FinSi

Si ( $i = N1-1$  &&  $j = N1$ )

$$GI [(i, j1, j2, j3), (j, j1, j2-1, j3+1)] = \lambda;$$

FinSi

Si ( $i = N2-1$  &&  $j = N2$ )

$GI [(i, j1, j2, j3), (j, j1+1, j2, j3-1)] = \lambda;$

FinSi

Fin

**Tableau 9:** Algorithme d'obtention du générateur infinitésimal pour le modèle de la politique de Vacance Multiple.

### 5. Indices de performance:

Afin d'évaluer la performance du nœud capteur modélisé selon les différentes politiques proposées précédemment, on procède au calcul des principaux indices de performance.

Après l'obtention du vecteur des probabilités stationnaires  $\pi$ , qui est la solution unique du système d'équation suivant :

$$\begin{cases} \pi \cdot P = \pi \\ \sum_{i \in E} \pi_i = 1 \end{cases}$$

- ✓ P correspond à la CMI obtenue après la transformation du générateur infinitésimal.
- ✓ E est le nombre d'état de la CMTC.

#### 5.1. Formules du modèle Ordinaire :

Elles sont calculées comme suit :

- **Le nombre moyen de messages dans le buffer :** il Correspond au nombre de message en attente, qui représente le nombre de jeton dans la place Buffer.

$$NBA = \sum_{i: M_i \in E} M_i(Buffer) \cdot \pi_i$$

- **Le nombre moyen de messages transmis :** il correspond au nombre du jetons libérés dans la place Buffer.

$$NBT = \sum_{i: M_i \in E} M_i(capacite) \pi_i - \sum_{i: M_i \in E} M_i(Buffer) \pi_i$$

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

- Le nombre moyen de messages dans le nœud capteur : il représente le nombre de message dans le buffer et le nombre de message transmis.

$$NBC = NBA + NBT$$

- Le taux effectif de réception de messages par le nœud capteur :

$$TR = \lambda \cdot \sum_{i: M_i \in E} \pi_i$$

- La durée moyenne d'attente dans le buffer :

$$DAB = NBA / TR;$$

- La probabilité de saturation du buffer : elle représente la probabilité que le buffer atteigne la limite k.

$$PSB = \sum_{i: M_i(\text{capacite})=0} \pi_i$$

- La consommation moyenne d'énergie d'un nœud capteur :

$$CE = EC\_b + NBA \cdot EC\_t + NBA \cdot EC\_c$$

D'où :

- ✓ EC\_b représente la consommation d'énergie quand le nœud capteur est en service (occupé).
- ✓ EC\_t correspond à la consommation d'énergie de transmission de chaque message présent dans le buffer par le nœud capteur.
- ✓ EC\_c représente la consommation d'énergie du changement de l'état de capteur entre réception et transmission.

### 5.2. Formules du modèle N-Vacance :

Pour éviter toute répétition, on va citer seulement les formules qui sont différentes par rapport au modèle précédent :

- La probabilité qu'un nœud est en vacance de travail : C'est la probabilité qui indique la présence d'un jeton dans la place VT.

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

$$PVT = \sum_{i: M_i(VT)=1} \pi_i$$

- **La durée moyenne d'une période de vacance de travail du capteur** : elle représente la durée pendant laquelle un capteur est en vacance de travail.

$$DVT = N / \lambda$$

- **La durée moyenne d'une période occupée** : elle représente la durée pendant laquelle le capteur transmet des paquets en franchissant les deux taux de transition  $\mu_1$  et  $\mu_2$ .

$$DPO = NBT / \mu_1$$

- **La durée moyenne d'un cycle** :

$$DC = DVT + DPO$$

- **Le nombre moyen de cycle** : il représente le nombre de transitions entre l'état occupé et l'état oisif par l'unité de temps.

$$NC = 1 / DC$$

- **La consommation d'énergie moyenne d'un nœud capteur** :

$$CE = (EC_{vt} \cdot PVT) + (EC_b \cdot (1 - PVT)) + (EC_t \cdot NBA) + (EC_c \cdot NC)$$

D'où :

- ✓  $EC_{vt}$  représente la consommation d'énergie quand le capteur est en vacance de travail.
- ✓  $EC_c$  représente la consommation d'énergie du changement de l'état de capteur entre actif et vacance de travail.

### 5.3. Formules du modèle de la politique Hybride :

Nous avons les mêmes formules par rapport au modèle précédent sauf la formule suivante :

- **La durée moyenne d'une période de vacance de travail du capteur** :

$$DVT = \text{Min} (N / \lambda, 1 / \theta)$$

### 5.4. Formules du modèle de la politique de Vacance Multiple:

Nous allons représenter seulement les formules différentes par rapport aux modèles précédents :

## Chapitre 03 : Modélisation et analyse des RCSF

- **La probabilité qu'un nœud est en vacance :** C'est la probabilité qui indique la présence d'un jeton dans la place V.

$$PV = \sum_{i: M_i(V)=1} \pi_i$$

- **La durée moyenne d'une période de vacance du capteur :** elle représente la durée pendant laquelle un capteur est en vacance.

$$DV = N1 / \lambda$$

- **La durée moyenne d'un cycle :**

$$DC = DV + DVT + DPO$$

- **La consommation d'énergie moyenne d'un nœud capteur :**

$$CE = (EC_v \cdot PV) + (EC_{vt} \cdot PVT) + (EC_b \cdot (1 - (PV+PVT))) + (EC_t \cdot NBA) + (EC_c \cdot NC)$$

D'où :

- ✓  $EC_v$  représente la consommation d'énergie quand le capteur est en vacance.

### 6. Conclusion :

Nous avons proposé des modèles basés sur les politiques de vacance de travail permettant d'évaluer les performances du nœud capteur, ceci afin de prolonger la durée de vie du capteur. Tout d'abord, nous avons donné un aperçu sur les files d'attente avec vacance et les files d'attente avec vacance de travail, ensuite, nous avons entamé une partie sur les travaux connexes des politiques existantes, puis, nous avons utilisé les RdPSG pour la modélisation des différentes politiques de vacance de travail. Grace à leur aptitude et puissance de représenter les différentes caractéristiques des modèles, ensuite, nous avons analysé les RdPSG pour générer la CMTC correspondante pour chaque modèle proposé. Cette analyse nous a permis d'obtenir l'algorithme de construction du générateur infinitésimal et à travers ce dernier nous avons procédé au calcul du vecteur des probabilités stationnaires. Enfin, nous avons arrivé à notre objectif, en calculant les indices de performance, notamment l'indice de la consommation d'énergie pour chaque politique pour faire les différents tests nécessaires au choix de la meilleure politique proposée.



## Chapitre 04 : Implémentation et étude expérimentale

### 1. Introduction :

L'objectif principal de ce chapitre est l'implémentation d'une application pour l'évaluation des performances des RCSF en utilisant la politique vacance de travail afin de réduire la consommation d'énergie des réseaux de capteurs sans fil.

Cette application consiste à calculer les différents indices de performances ainsi que la consommation d'énergie d'un nœud capteur pour chaque modèle proposé précédemment.

Tout d'abord, nous commençons ce chapitre par la représentation des différentes fonctionnalités de l'interface de l'application. Ensuite, une étude expérimentale est considérée pour montrer l'influence de certains paramètres du système comme le taux de réception des paquets, le taux de service (transmission) et le seuil N sur la consommation d'énergie d'un nœud capteur, la durée moyenne d'attente des paquets dans le buffer et le gain en énergie de chaque modèle.

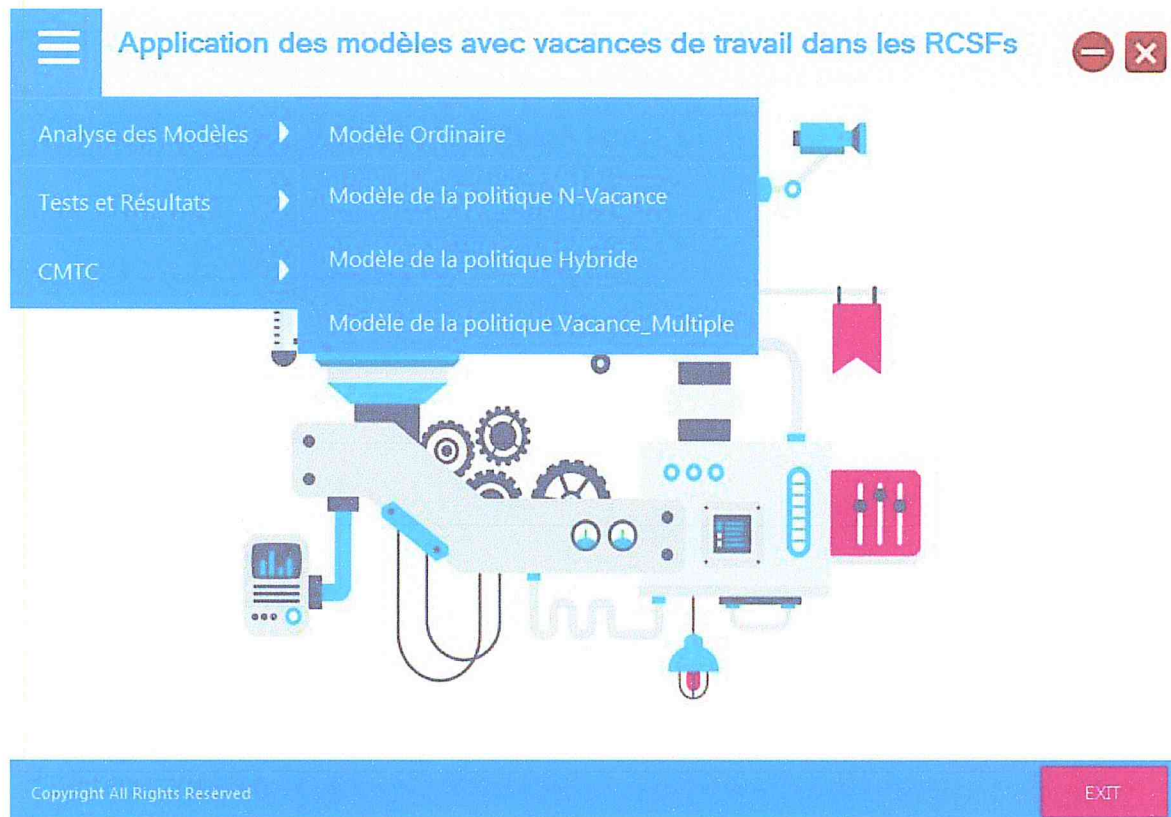
L'implémentation de notre application est réalisée sous le système Windows, en utilisant l'outil C# de Microsoft Visual Studio 2010. Ce dernier est un langage simple, performant, orienté objet, à typage fort et offre des fonctionnalités utiles au développement d'un environnement convivial et interactif [31].

### 2. Présentation de l'application :

#### 2.1. Menu Principal :

Lors de l'affichage du menu principal, un grand titre de l'application et un bouton « Exit » apparaissent. On cliquant sur le menu de cette interface trois choix possibles sont montrés. Ces choix sont « Analyse des modèles », « Tests et Résultats » et « CMTC ». Chacun de ces choix dispose de plusieurs interfaces. Par exemple, si nous cliquant sur le premier choix qui est « Analyse des modèles » une liste de quatre choix apparait et qui sont « Modèle Ordinaire », « Modèle de la politique N-Vacance », « Modèle de la politique Hybride » et « Modèle de la politique Vacance Multiple ». Ainsi, le modèle à analyser est choisi.

L'utilisation de ce menu est résumée dans la figure 35.



**Figure 35:** Menu principal de l'application.

### **2.2. Interface d'analyse du modèle N-Vacance :**

On cliquant sur le choix du « Modèle de la politique N-Vacance », une fenêtre apparaît pour donner la main à l'utilisateur. Les paramètres en entrée du système à analyser sont saisis. Cliquant sur le bouton « Analyser », les résultats numériques des indices de performances s'affichent.

Les résultats obtenus pour un exemple donné sont présentés dans la figure 36.

☰

Modèle de la politique N-Vacance

-
X

K 
N 
 $\lambda$  
 $\mu_1$  
 $\mu_2$

La probabilité qu'un noeud est en vacance de travail :	1
Le nombre moyen de messages dans le buffer :	0
Le nombre moyen de messages transmis:	10
Le nombre moyen de messages dans le noeud capteur :	10
Le taux effectif de réception des paquets par le noeud capteur :	3
La probabilité de saturation du buffer:	0
La durée moyenne d'une période de vacance de travail :	2,333333333333333
La durée moyenne d'une période occupée :	5,000000000000001
La durée moyenne d'un cycle :	7,333333333333334
Le nombre moyen de cycle :	0,136363636363636
La durée moyenne d'attente dans le buffer:	0
La consommation moyenne d'énergie à un noeud capteur :	100,90909090909

EXIT
Précédent
Analyser

Figure 36: Interface d'analyse du modèle de la politique N-Vacance.

### 3. Etude expérimentale :

Cette étude nous permet d'établir l'effet de la variation des paramètres de notre système sur la consommation moyenne d'énergie, sur la durée moyenne d'attente et sur la saturation du buffer pour les politiques de vacance de travail, le modèle ordinaire étant inclut. Les paramètres considérés sont le taux d'arrivée, le taux de service, le seuil N et la capacité du buffer. Enfin, une étude est consacrée au gain d'énergie pour chaque politique proposée.

Les paramètres utilisés en entrée dans les modèles analysés sont résumés dans le tableau 10.

	K	N1	N ou N2	$\lambda$	$\mu_1$	$\mu_2$	$\theta$
<b>Figure 37</b>	10	3	5	Variable	6,3	0,6	0,8
<b>Figure 38</b>	10	3	5	2,5	Variable	0,1	1,2
<b>Figure 39</b>	10	3	Variable	2,5	6,3	0,6	0,8

## Chapitre 04 : Implémentation et Etude expérimentale

<b>Figure 40</b>	Variable	3	5	2,5	6,3	0,6	0,8
<b>Figure 41</b>	Variable	3	5	2,5	6,3	0,6	0,8
<b>Figure 42</b>	10	-	Variable	3	2	0,02	-
<b>Figure 43</b>	10	-	Variable	3	2	0,02	1
<b>Figure 44</b>	10	2	Variable	3	2	0,02	-

Tableau 10: Paramètres du système.

### 3.1. Le taux d'arrivée :

Les courbes graphiques de la figure ci-dessous représentent les différentes valeurs obtenues en mesurant la consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction du taux d'arrivée avec les trois politiques de vacance de travail ainsi que le modèle générique.

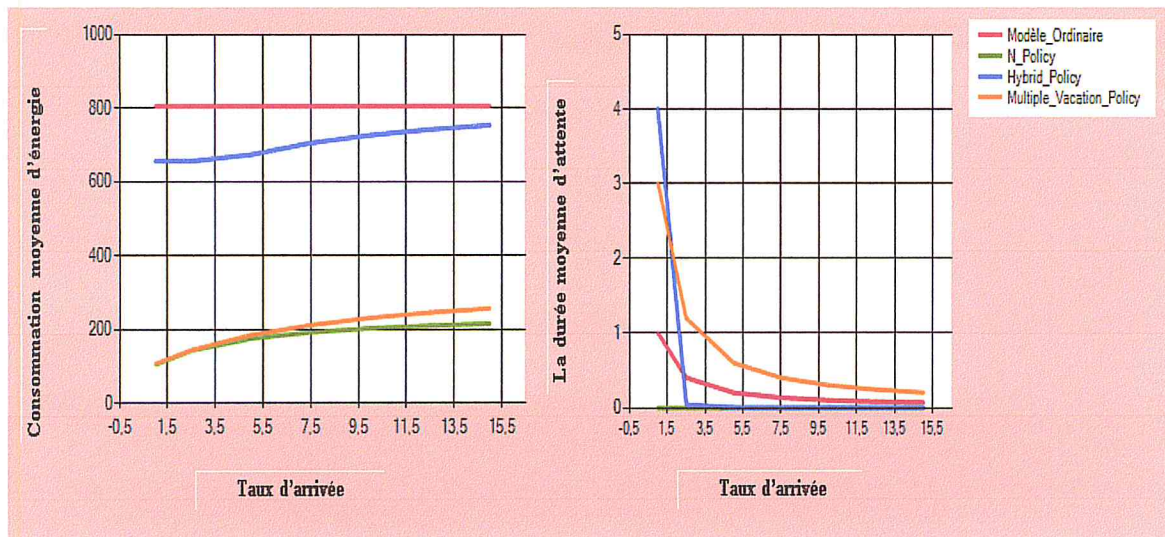


Figure 37 : Consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction du taux d'arrivée.

**Analyse :** nous constatons que l'augmentation du taux d'arrivée influe sur la consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente.

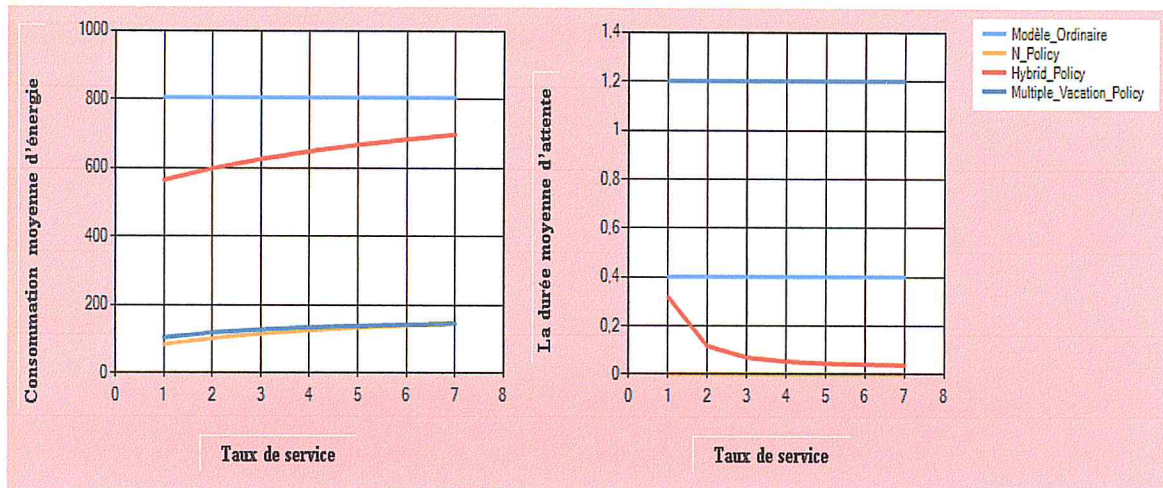
La consommation d'énergie augmente dans les trois politiques de vacance de travail, tandis qu'elle reste stable dans le modèle générique, car plus le taux d'arrivée augmente plus le nœud consomme ses ressources en énergie pour traiter les paquets arrivants dans le système.

## Chapitre 04 : Implémentation et Etude expérimentale

Et la durée moyenne d'attente diminue dans les trois politiques de vacance de travail en augmentant le taux d'arrivée, car plus le taux d'arrivée augmente plus les paquets en buffer sont traités d'où la diminution du délai d'attente.

### 3.2. Le taux de service :

Le graphe de la figure ci-dessous donne les résultats de calcul de la consommation moyenne d'énergie de la durée moyenne d'attente en fonction du taux de service avec les trois politiques de vacance de travail et le modèle générique.



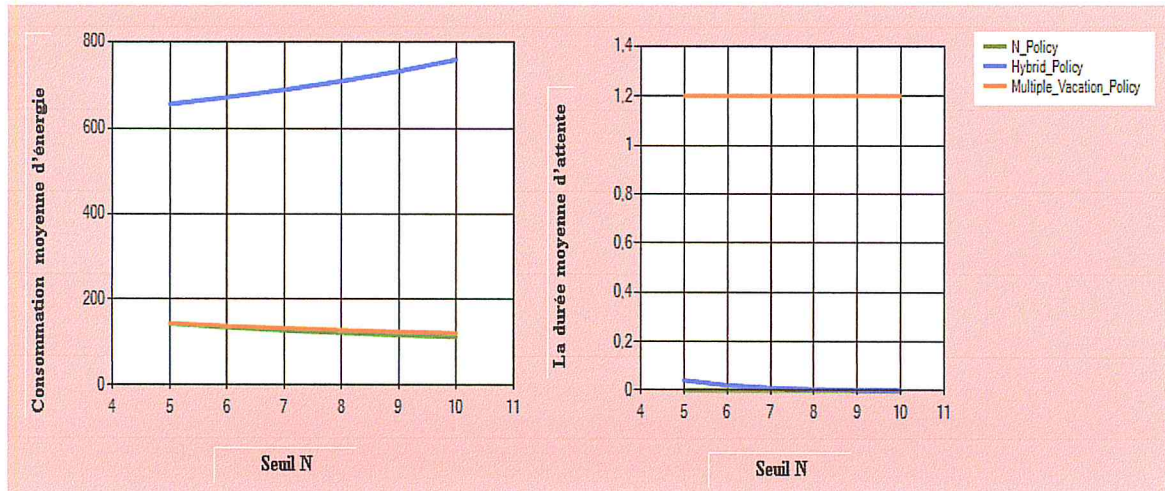
**Figure 38:** Consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction du taux de service.

**Analyse :** nous remarquons que la consommation d'énergie s'accroît et la durée d'attente diminue ou reste stable quand le taux de service augmente.

L'augmentation du taux de service par le nœud capteur influe directement sur la consommation d'énergie et la durée d'attente, car plus le capteur fournit des services plus l'énergie est consommée et plus le délai d'attente diminue.

### 3.3. Le seuil N :

Le graphe de la figure 39 représente les résultats obtenus en mesurant la consommation d'énergie et la durée d'attente en fonction du seuil N avec les trois politiques de vacance de travail.



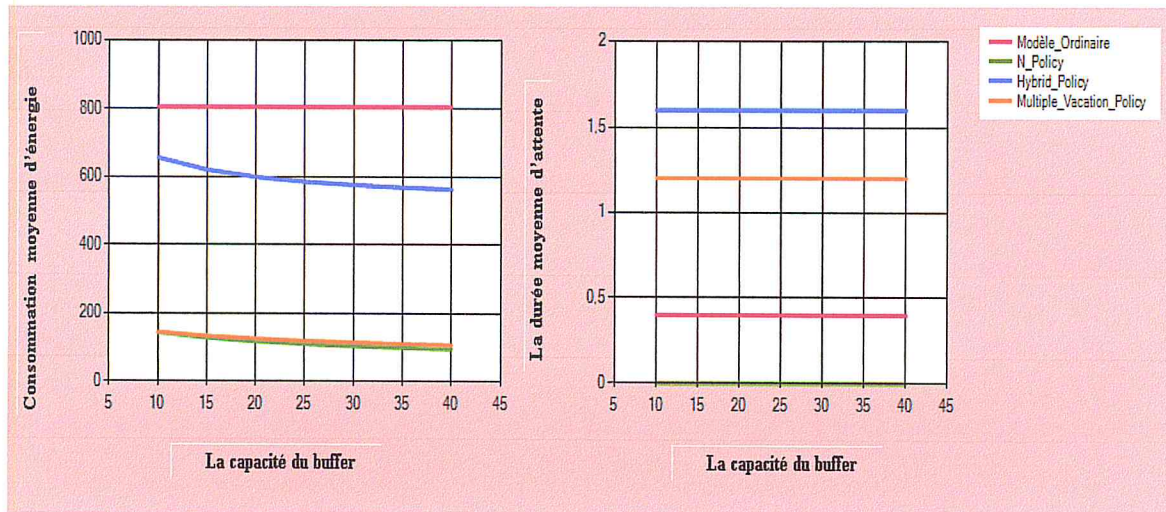
**Figure 39:** Consommation d'énergie et la durée d'attente en fonction du seuil N.

**Analyse :** la consommation d'énergie augmente et la durée moyenne d'attente diminue dans la politique Hybride en augmentant le seuil N, car avant l'atteinte de ce dernier, le nœud capteur peut retourner de la vacance de travail après une durée aléatoire, pour augmenter la vitesse de transmission et diminuer la latence. Ce qui met en évidence l'influence du seuil N sur la consommation d'énergie et le délai d'attente.

Tandis que la consommation d'énergie diminue et le délai d'attente reste stable dans les deux politiques : N-Vacance et Vacance Multiple en augmentant le seuil N, car tous les N-1 paquets présents dans le système sont traités durant la vacance de travail avec un taux inférieure à la normale, ce qui diminue la consommation d'énergie et n'influe pas sur le délai d'attente.

### 3.4. Capacité du buffer :

Les courbes graphiques de la figure 40 représentent les différentes valeurs obtenues en mesurant la consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction de la capacité du buffer avec les trois politiques de vacance de travail ainsi que le modèle générique.

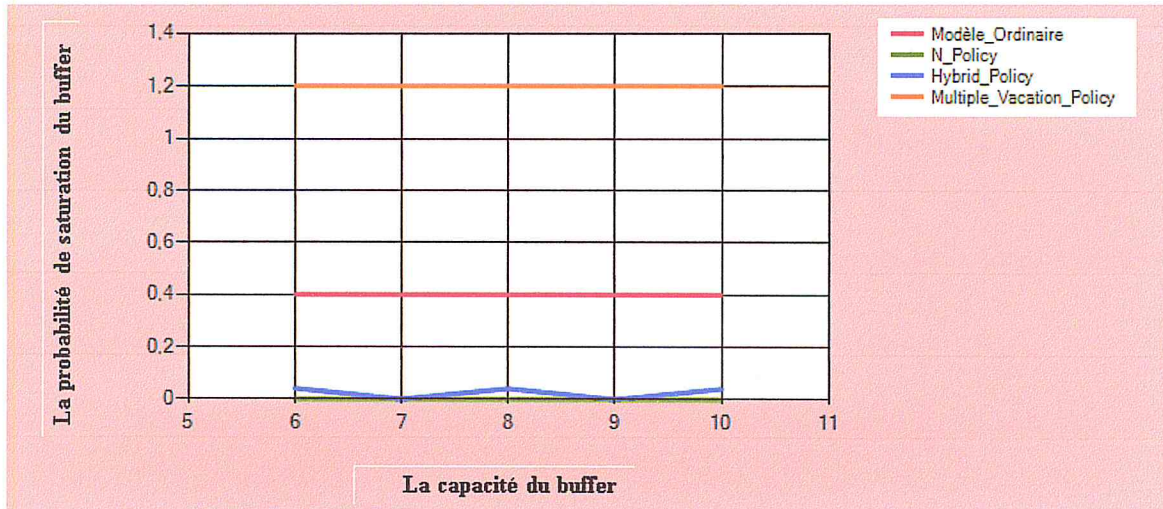


**Figure 40:** Consommation moyenne d'énergie et la durée moyenne d'attente en fonction de la capacité du buffer.

**Analyse :** La consommation d'énergie diminue dans les trois politiques de vacance de travail, tandis qu'elle reste stable dans le modèle générique, car plus la capacité du buffer augmente plus le nombre de paquets transmis augmente et le nombre de cycle diminue, d'où la diminution de la consommation d'énergie. Et elle n'influe pas sur le délai car la probabilité que les paquets soient servis durant la vacance de travail augmente.

### 3.5. La saturation du buffer :

Le graphe de la figure 41 représente les résultats obtenus en mesurant la saturation du buffer en fonction de la capacité du buffer avec les trois politiques de vacance de travail ainsi que le modèle générique.



**Figure 41:** Saturation du buffer en fonction de la capacité du buffer.

**Observation :** Nous remarquons bien que l'augmentation de la capacité du buffer n'influe pas sur la probabilité de saturation du buffer.

**Analyse :** nous observons bien que l'augmentation de la capacité du buffer n'influe pas sur la probabilité de saturation du buffer, car les politiques de vacance de travail se basent sur le seuil N, d'où son intérêt est d'éviter la saturation du buffer. Donc en augmentant la capacité du buffer le débordement de ce dernier est infirmé.

### 3.6. Gain en énergie :

L'évolution du gain en énergie pour les trois modèles de vacance de travail proposés précédemment en fonction du seuil N est présentée.

Le gain en énergie est déterminé par le quotient de la différence de CE1 et CEm divisée par CE1, et peut être exprimé en pourcentage de la manière suivante :

$$\text{Gain en énergie} = (CEm - CE1) / CE1 \times 100 \%$$

Où :

CE1 : représente la consommation d'énergie du modèle ordinaire.

CEm : représente la consommation d'énergie du modèle N-Vacance, du modèle de la politique Hybride ou du modèle de la politique Vacance- Multiple, selon le cas étudié.

L'effet de la variation du seuil N des modèles de vacance de travail sur le gain en énergie des capteurs sera donc présenté pour chacun de ces trois modèles.



### 3.6.1. Gain en énergie du modèle de la politique N-Vacance :

Les résultats obtenus sont représentés par le graphe de la figure 42.

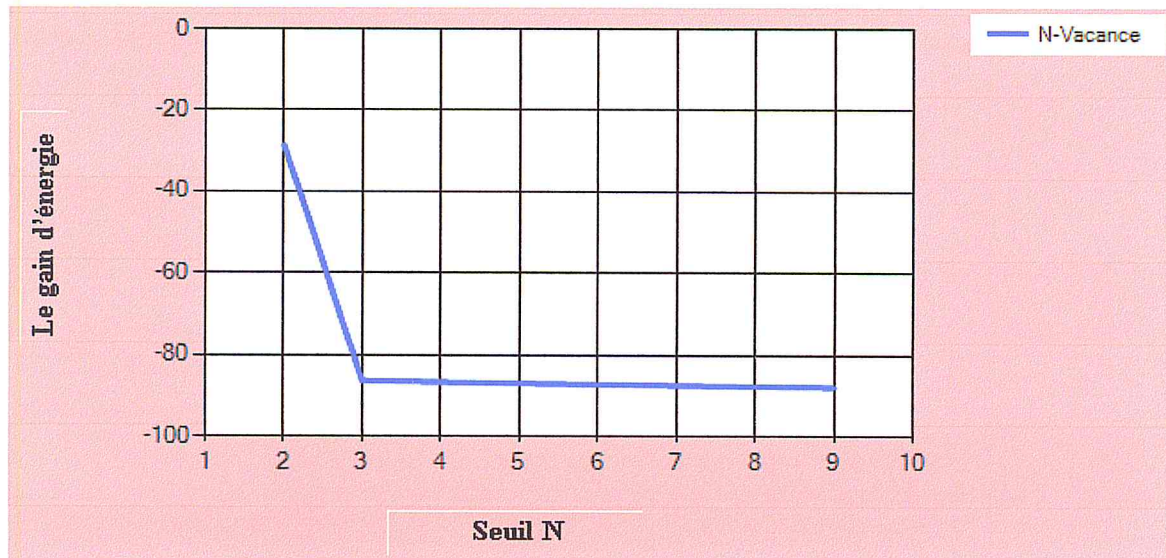
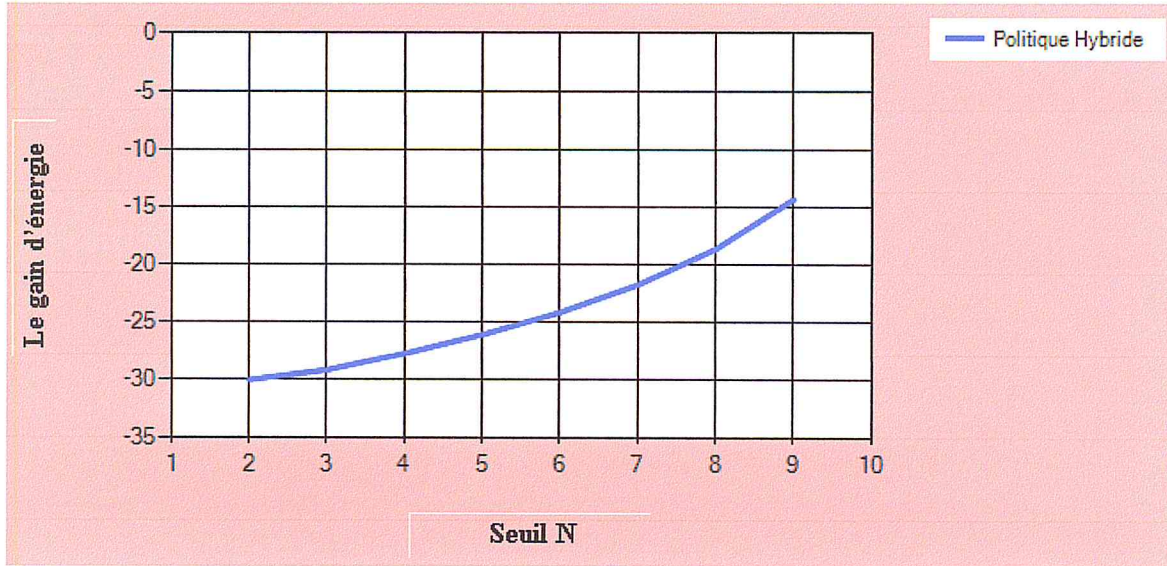


Figure 42: Gain en énergie en fonction du seuil N du modèle de la politique N-Vacance.

**Analyse :** Il est constaté que le gain d'énergie augmente rapidement pour la valeur de N comprise entre 2 et 3. Ensuite, ce gain reste uniforme pour les valeurs de N supérieures à 3. Aussi, le modèle donne sensiblement les mêmes résultats avec la variation des autres paramètres. En effet, ceci est justifié par la diminution de la consommation d'énergie du capteur, où les N-1 paquets présents dans le système sont traités durant la vacance de travail.

### 3.6.2. Gain en énergie du modèle de la politique Hybride :

Les résultats obtenus sont représentés par le graphe de la figure 43.

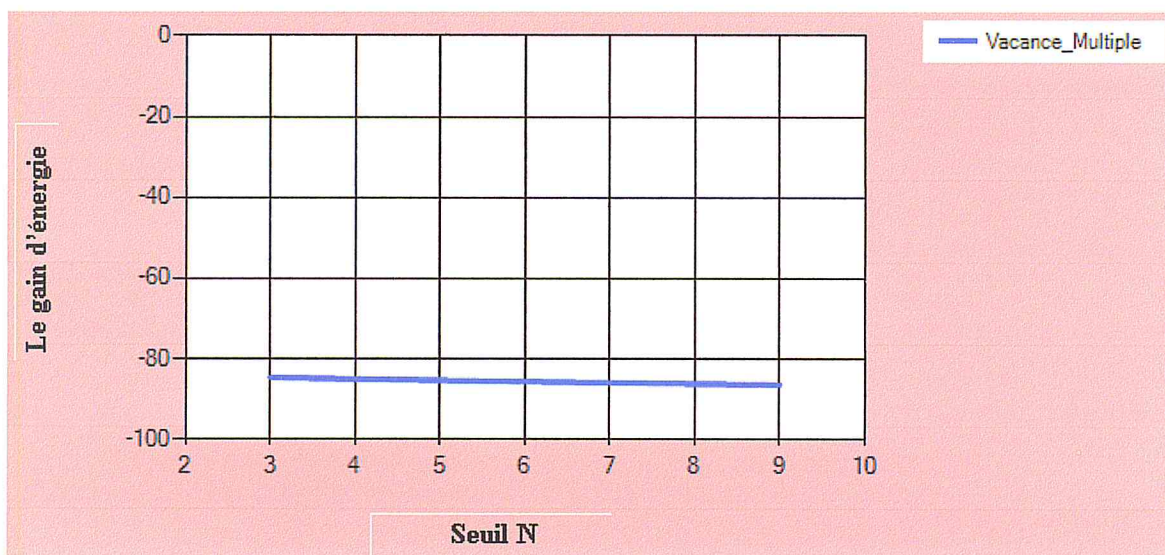


**Figure 43:** Gain en énergie en fonction du seuil N du modèle de la politique Hybride.

**Analyse :** Dans le cas du modèle de la politique Hybride, nous constatons que le gain diminue avec l'augmentation du seuil N. Cette constatation revient à l'augmentation de la consommation d'énergie dans le modèle Hybrid où le nœud capteur se remet toujours en état opérationnel normal avant que le seuil N ne soit atteint. Ce qui est expliqué par l'interruption de la vacance de travail causée par la durée aléatoire  $\theta$ .

### 3.6.3. Gain en énergie du modèle de la politique Vacance Multiple:

Les résultats obtenus sont représentés par le graphe de la figure 44.



**Figure 44:** Gain en énergie en fonction du seuil N du modèle de la politique Vacance Multiple.

## Chapitre 04 : Implémentation et Etude expérimentale

**Analyse :** Le graphe montre que le gain d'énergie reste sensiblement uniforme et important car il est supérieur à 80 % à partir du seuil N2 supérieur à 3. L'augmentation du gain en énergie dans ce modèle est justifiée par la diminution de la consommation d'énergie du capteur, où les N-1 paquets présents dans le système sont traités durant la vacance de travail.

Le tableau 11 résume le gain en énergie des trois modèles en variant le seuil N.

Seuil N	Modèle de la politique N-Vacance	Modèle de la politique Hybride	Modèle de la politique Vacance-Multiple
2	-28,6601597160606	-30,0540973752757	/
3	-86,3354037267081	-29,1925465838511	-84,7278041651446
4	-86,6623079437726	-27,7432712215323	-85,0931677018637
5	-86,9565217391305	-26,0869565217393	-85,420071918928
6	-87,2227151730258	-24,1348713398404	-85,714285714286
7	-87,4647092038398	-21,7391304347828	-85,980479148181
8	-87,6856602754525	-18,633540372671	-86,2224731789948
9	-87,8881987577641	-14,2857142857143	-86,4434242506075

**Tableau 11:** Gain en énergie en fonction du seuil N.

#### 4. Conclusion :

Au cours de ce chapitre, nous avons implémenté notre approche algorithmique afin de prouver l'impact des paramètres de notre système sur les performances du réseau avec les politiques de vacance de travail.

Dans un premier lieu, nous avons présenté l'environnement de développement de notre application, ainsi que quelques interfaces pour décrire les différentes fonctionnalités. Dans un second lieu, nous avons déduit à partir d'une étude expérimentale l'effet des paramètres du réseau sur les mesures de performance pertinentes pour aboutir à une consommation d'énergie optimisée et à un délai d'attente plus réduit.

Nous concluons que les deux politiques N-Vacance et Vacance-Multiple permettent un meilleur gain en énergie et bien évidemment la politique Hybride permet un gain d'énergie plus optimale par rapport à celui du modèle générique.

## Conclusion générale

La recherche dans le domaine des réseaux de capteurs sans fil est en train de vivre une révolution importante, ouvrant des perspectives d'impacts significatifs dans de nombreux domaines. Ils se caractérisent par une capacité énergétique limitée. Ainsi, l'optimisation de la consommation d'énergie pour de tels réseaux devient une tâche importante pour la prolongation de la durée de vie de ces derniers.

Ce travail de recherche s'inscrit dans le cadre de l'évaluation des performances des systèmes avec vacance de travail. À l'aide des réseaux de Petri Stochastiques Généralisés, nous avons conçu et mis en œuvre une approche algorithmique pour la modélisation et l'évaluation des performances de ces systèmes.

La difficulté trouvée dans la méthode utilisée pour l'obtention du générateur infinitésimal est celle rencontrée dans le modèle de la politique Vacance Multiple. En effet, cette difficulté est due au comportement du modèle utilisant les deux seuils à la fois  $N1$  et  $N2$ . Ceci rend l'ordonnement des états de la CMTC du modèle compliqué.

D'après les modèles proposés dans ce projet et les résultats obtenus, nous pouvons constater que la notion de vacance de travail est une solution attractive pour réduire la consommation d'énergie des capteurs sans fil et maintenir de bonnes performances du réseau.

Comme perspectives à ce travail, il peut être proposé la modélisation des systèmes avec d'autres politiques de vacance de travail. Aussi, nous pouvons considérer que le processus de service suit une loi générale autre que la loi exponentielle. Une autre perspective serait de prendre en considération plusieurs types de messages avec des priorités différentes.

## Bibliographie

- [1]: Fourty, N., Van Den Bossche, A., & Val, T. (2012). An advanced study of energy consumption in an IEEE 802.15. 4 based network: Everything but the truth on 802.15. 4 node lifetime. *Computer Communications*, 35(14), 1759-1767.
- [2] : CHALLAL, Y. (2016). Réseaux de capteurs sans fils (support de cours).
- [3] : PASCAL, U. B., DIOP, U. C. A., & DE CLERMONT, F. E. R. R. A. N. D. (2015). Réseaux de capteurs sans fil linéaires.
- [4] : RANDRIANARISAINA Aina, « Modélisation de la consommation d'énergie En vue de la conception conjointe (matériel/logiciel) des applications embarquées. Application aux réseaux de capteurs sans fil (wsn) »Thèse de doctorat, École doctorale Sciences et Technologies de l'Information et Mathématiques (STIM), 2015.
- [5]: Ramassamy, C. (2012). Analyse des protocoles des Réseaux de capteurs sans-fil (Doctoral dissertation, Université de Paris 13).
- [6] : Younes, Y. (2012). Minimisation d'énergie dans un réseau de capteurs. Mémoire de Master, Département d'Informatique, Université Mouloud Mammeri de Tizi-Ouzou.
- [7] : Sofiane, M. O. A. D. Optimisation de la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil. Master: Recherche, 2.
- [8] : Lamine, M. M. (2008). Sécurité dans les Réseaux de Capteurs Sans-Fil (Doctoral dissertation, Université de Béjaia).
- [9]: Challal, Y., Bettahar, H., & Bouabdallah, A. (2008). Les Réseaux de capteurs (WSN: Wireless Sensor Networks). Rapport interne, Université de Technologie de Compiègne, France.
- [10] : Boufenneche, Y. (2014). Influence des messages répétés et des vacances sur les performances et la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil (Doctoral dissertation).
- [11]: CHAREF, M. A., & GHEMBAZA, M. A. C. (2016). Evaluation des deux approches des données agrégées sécurisées dans les réseaux de capteurs sans fil (Doctoral dissertation).

## Bibliographie

---

- [12] : Damien, R. O. T. H. (2012). Gestion de la mobilité dans les réseaux de capteurs sans fil (Doctoral dissertation, Telecom Bretagne).
- [13] : BENABBASSI, Y. (2014). Application de redondance pour la surveillance par réseau de capteur sans fil : Cas du réseau de capteurs image sans fil (Diplôme de Doctorat en Sciences).
- [14] : Oswald, J, Sherali, Z. Efficacité énergétique des réseaux sans fil (Lavoisier).
- [15] : CHARABI, L. (2011). Proposition d'une Approche Numérique pour l'Evaluation des Performances des Systèmes avec Rappel et Serveurs Hétérogènes (Diplôme de Magister).
- [16] : Hamza, M. (2001). Sensibilité de mesures transitoires des chaînes de Markov raides: algorithmes de calcul (Doctoral dissertation).
- [17] : Arrar, N. (2012). Problèmes de convergence, optimisation d'algorithmes et analyse stochastique de systèmes de files d'attente avec rappels (Doctoral dissertation, Université Panthéon-Sorbonne-Paris I; Université Badji Mokhtar-Annaba).
- [18]: Fiems, D., Tian, N., & Zhang, Z. G. (2008). Vacation Queueing Models: Theory and Applications. Applied Stochastic Processes, 1726.
- [19]: Servi, L. D., & Finn, S. G. (2002). M/M/1 queues with working vacations (m/m/1/wv). Performance Evaluation, 50(1), 41-52.
- [20]: Maheswar, R., & Jayaparvathy, R. (2011). Optimal Power Control Technique for a Wireless Sensor Node: A New Approach. International Journal of Computer and Electrical Engineering, 3(1), 37.
- [21]: Jiang, F. C., Huang, D. C., Yang, C. T., Lin, C. H., & Wang, K. H. (2012). Design strategy for optimizing power consumption of sensor node with Min (N, T) policy M/G/1 queueing models. International Journal of Communication Systems, 25(5), 652-671.
- [22]: Huang, D. C., Tseng, H. C., Deng, D. J., & Chao, H. C. (2012). A queue-based prolong lifetime methods for wireless sensor node. Computer Communications, 35(9), 1098-1106.
- [23]: Jiang, F. C., Huang, D. C., Yang, C. T., & Leu, F. Y. (2012). Lifetime elongation for wireless sensor network using queue-based approaches. The Journal of Supercomputing, 59(3), 1312-1335.

## Bibliographie

---

- [24]: Lee, D. H., & Yang, W. S. (2013). The N-policy of a discrete time Geo/G/1 queue with disasters and its application to wireless sensor networks. *Applied Mathematical Modelling*, 37(23), 9722-9731.
- [25]: Huang, D. C., & Lee, J. H. (2013). A dynamic N threshold prolong lifetime method for wireless sensor nodes. *Mathematical and Computer Modelling*, 57(11), 2731-2741.
- [26]: Sleem, A., Bao, M., & Li, W. W. (2014, April). Analyzing the impact of the N-policy on Quality of Service in wireless sensor networks. In *Networking, Sensing and Control (ICNSC), 2014 IEEE 11th International Conference on* (pp. 150-154). IEEE.
- [27]: KHODJA, M. R., AFIR, N. (2016). Application des modèles avec vacance exhaustif pour la conservation d'énergie des réseaux de capteurs (Mémoire de Master).
- [28]: B. BOUTOUMI and N. GHARBI, "An Energy Saving and Latency Delay Efficiency Scheme for Wireless Sensor Networks Based on GSPNs", The Fourth (4th) International Conference on Control, Decision and Information Technologies (CoDIT'17), Barcelone, Espagne, 5-7 April 2017.
- [29]: Nithya, R. P., & Haridass, M. Analysis of a queueing system with two phases of bulk service, closedown and interrupted vacation. *International Journal of Applied Engineering Research*, 11(1), 2016.
- [30]: Tao, L., Zhang, L., Xu, X., & Gao, S. (2013). The GI/Geo/1 queue with Bernoulli-schedule-controlled vacation and vacation interruption. *Computers & Operations Research*, 40(7), 1680-1692.
- [31] : Association Dotnet France. (2009). Notions fondamentales du langage c#.

