

Université
de Toulouse

THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :

Institut Supérieur de l'Aéronautique et de l'Espace (ISAE)

Présentée et soutenue par :

Rémi DIANA

le jeudi 6 décembre 2012

Titre :

Le routage dans les réseaux DTN : du cas pratique des réseaux satellitaires quasi-déterministes à la modélisation théorique

École doctorale et discipline ou spécialité :

ED MITT : Réseaux, Télécom, Système et Architecture

Unité de recherche :

Equipe d'accueil ISAE-ONERA MOIS

Directeur(s) de Thèse :

M. Laurent FRANCK - Directeur de thèse

M. Emmanuel LOCHIN - Co-directeur de thèse

Jury :

M. Fabrice ARNAL - Examineur

M. Marcelo DIAS DE AMORIM - Rapporteur

M. Éric FLEURY - Rapporteur

M. Laurent FRANCK - Directeur de thèse

M. Patrick GELARD - Examineur

*R*emerciements

Je tiens tout d'abord à remercier Emmanuel Lochin et Laurent Franck qui ont suivi de façons différentes mais complémentaires mes travaux durant ces 3 années : Emmanuel pour son encadrement quotidien, sa disponibilité, ses idées et son optimisme à toute épreuve qui a su me remotiver dans les périodes creuses et Laurent pour la pertinence de ses idées, de ses suggestions et de ses corrections.

Je remercie nos partenaires industriels que sont le CNES et Thales Alenia Space, pour avoir financé mes travaux ainsi que leurs représentants : Patrick Gelard, Emmanuel Dubois et Cédric Baudoin pour leur encadrement et la relative liberté qu'ils m'ont laissée pour mener à bien mes travaux.

Je remercie vivement le Jury et les rapporteurs pour la qualité de leurs rapports et l'ensemble des commentaires qu'ils m'ont présentés.

Je tiens également à remercier tous ceux qui m'ont soutenu à leur façon tout au long de ces années. Je pense en premier lieu à ma fiancée, mais aussi à ma grande famille et tous mes amis, sources intarissables de réconfort.

Merci à l'équipe du DMIA : Jérôme L, Tanguy, Manu, Fabrice, Alhem, Pierre, Alexandre, Yves, Patrick qui maintiennent cette belle ambiance qui règne dans nos locaux. Merci à Yamina et Marie-Josée du TêSA pour leur efficacité et leur disponibilité hors norme !

Et enfin, merci à tous mes collègues de bureau avec qui j'ai eu la chance de partager quelques semaines ou plusieurs années de travail. Un merci particulier à Hugo qui a su me donner goût à la course à pied et avec qui nous avons partagé de belles randonnées et tout un tas d'activités sportives. Merci à Guillaume pour sa bonne humeur et ses craquages mailistiques qui m'auront bien fait rire ! Merci à Alex et Thomas pour les instants de jovialité qu'ils amenaient au bureau et qui ont parfois manqué après leur départ. Merci au jeune Jonathan pour ses cours de diététique appliquée sans commune mesure ! Merci à Nico, Victor, Hamdi, Anh-Dung, Chi, Khanh, Pierre-Ugo, Ronan, ... et les autres !

Toulouse, novembre 2012

Résumé

Les communications par satellites sont l'aboutissement de recherches menées dans les domaines des télécommunications et des technologies spatiales depuis plus de 50 ans. La conquête spatiale a débuté en 1957 avec le lancement du premier satellite artificiel, Sputnik. Les premiers satellites souffraient d'un coût exorbitant pour des performances très limitées. Les avancées technologiques apparues dans ces domaines ont permis de rendre ce rapport satisfaisant et commercialement viable ce qui a permis de multiplier leurs lancements et ainsi de mettre en place de véritables réseaux de satellites. A ce jour, il existe de nombreuses constellations de satellites géostationnaires et d'orbites basses utilisées à des fins civiles ou militaires. De manière générale, le routage au sein de ces constellations s'effectue suivant un pré-calcul des routes existantes qui est alors utilisé sur une période donnée et rafraîchi si besoin. Ce type de routage n'étant optimal que sur des topologies déterministes, nous sommes donc amenés à considérer d'autres solutions si l'on relaxe cette hypothèse.

L'objectif de cette thèse est d'explorer les alternatives possibles au routage pré-calculé. En tant que piste potentielle, nous proposons de vérifier l'adéquation des protocoles de routage à réplication issus du monde des réseaux tolérants au délai, *DTN*, aux constellations de satellites. Afin de nous offrir un cadre d'étude pertinent à la vue de cet objectif, nous nous focalisons sur une constellation particulière à caractère quasi-déterministe n'offrant pas une connectivité directe entre tous les nœuds du système. Ce choix de routage à réplication est motivé par la similitude existante entre cette constellation et les réseaux opportunistes qui n'offrent pas de connectivité de bout en bout.

Après un exposé des principaux algorithmes de routage DTN développés ces dernières années ainsi que des différents travaux de modélisation qui ont été entrepris, nous explicitons les définitions et métriques utilisées dans ce domaine. Une première partie se consacre à l'étude d'un réseau quasi-déterministe formé de la constellation Orbcomm et de relais terrestres. Suite à la caractérisation et l'analyse du réseau, nous présentons le développement d'une solution de routage adaptée à ce réseau, *DQN*, que nous évaluons dans différents cas.

Dans une deuxième partie nous nous intéressons à la modélisation du protocole de routage Binary Spray and Wait. Nous développons un modèle capable de déterminer théoriquement la distribution du délai d'acheminement pour tout type de réseau, homogène et hétérogène. Enfin, nous présentons une utilisation possible de ce modèle pour mener des analyses théoriques plus approfondies.

Mots-clés :

Routage DTN, réseaux quasi-déterministes, réseaux de satellites, modélisation de réseaux opportunistes, Binary Spray and Wait

Abstract

Satellite communication is the achievement of more than 50 years of research in the fields of telecommunications and space technologies. The conquest of space began in 1957 with the launch of the first satellite, Sputnik. First satellites had exorbitant costs for very limited performances. Technological advances occurred in these areas have helped them to become commercially feasible and satisfying. This enable the increase of satellite launches and thus, building complete satellite networks. Today, there are many *GEO* or *LEO* satellite constellations used for civilian or military applications. In general, routing in these constellations is done by pre-computing existing routes. These routes are then used for a given period and refreshed if needed. This type of routing is optimal only on deterministic topologies as a consequence we need to consider other solutions if we relax this assumption.

The objective of this thesis is to explore alternatives to pre-computed routing. As a potential solution, we propose to assess the suitability of replication based routing protocols issued from the world of delay tolerant networks, *DTN*. To provide a relevant framework to study this topic, we focus on a particular constellation that present a quasi-deterministic nature and do not provide direct connectivity between all nodes of the system. This choice of replication based routing is motivated by the similarity existing between this constellation and opportunistic networks that do not offer an end-to-end connectivity.

After a presentation of the main DTN routing algorithms developed recently as well as some modelling studies that has been tackled, we clarify definitions and metrics used in this field. The first part is devoted to the study of a quasi-deterministic network based on the Orbcomm constellation and a set of terrestrial gateways. After the characterization and the analysis of the network, we present the development of a routing solution suitable for the network, *DQN*, which we evaluate in different cases.

In the second part, we focus on the modelling of the Binary Spray and Wait routing protocol. We develop a model that can theoretically determine the distribution of end-to-end delay for any type of network, homogeneous and heterogeneous. Finally, we present a possible use of this model to conduct more in-depth theoretical analysis.

Keywords :

DTN routing, quasi-deterministic networks, satellites networks, opportunistic networks modeling, Binary Spray and Wait

Table des matières

1	Introduction	7
1.1	Contexte	7
1.2	Contributions	8
1.2.1	Analyse d'un réseau quasi-déterministe et développement de <i>DQN</i>	8
1.2.2	Modélisation du délai de bout en bout de l'algorithme <i>BSW</i>	9
1.3	Organisation	9
2	État de l'Art	11
2.1	Histoire du <i>Delay Tolerant Network</i>	12
2.2	Le réseau interplanétaire	13
2.2.1	Le routage pré-calculé	14
2.2.2	Limites du routage pré-calculé et indéterminisme du système	15
2.3	Routage <i>DTN</i>	16
2.3.1	Le but du routage <i>DTN</i>	17
2.3.2	Définitions	17
2.3.3	Les idées fondamentales et le routage épidémique	19
2.3.4	Le routage <i>Spray and Wait</i>	21
2.3.5	Autres algorithmes de routage	22

2.4	La modélisation des réseaux <i>DTN</i>	25
2.4.1	Les hypothèses communes en modélisation	26
2.4.2	Les différents modèles existants	27
2.5	Conclusion	28
I Étude pratique d'un réseau quasi-déterministe satellitaire et définition d'un protocole de routage DTN adapté		29
3 Caractérisation du réseau étudié		31
3.1	Contexte	32
3.2	Les éléments du système en détail	32
3.2.1	Scenario d'application pour le système défini	33
3.3	Analyse du réseau	34
3.3.1	Les connexions entre relais terrestres	34
3.3.2	Analyse du degré des nœuds du réseau	36
3.3.3	Analyse de la disponibilité et des temps de connexion entre relais	38
3.4	Utilisation d'un routage <i>MANET</i>	40
3.4.1	Évolution du temps de disponibilité d'une route <i>MANET</i>	41
3.5	Caractéristiques nécessaires à un routage performant dans ce système	44
3.6	Conclusion	46
4 Analyse du réseau et développement de DQN		49
4.1	Introduction	50
4.2	Rappel des hypothèses considérées	50
4.2.1	Analyses des routes	50
4.3	Élaboration d'un algorithme de routage adapté	52
4.3.1	Les problématiques auxquelles s'attaque la solution de routage	52
4.3.2	Notre proposition : <i>DQN</i>	53
4.3.3	L'amélioration du délai d'acheminement de <i>DQN</i>	54

4.4	Évaluation des performances de <i>DQN</i>	58
4.5	Évaluation de <i>DQN</i> sur une topologie terrestre réduite	62
4.6	Conclusion	63
5	Évaluation avancée des performances de DQN	65
5.1	Analyse de l'impact de la densité des relais au sol	66
5.1.1	Répartition des relais terrestres 20, 30 et 40 degrés	66
5.1.2	Résultats globaux du délai d'acheminement en fonction de la densité des relais	66
5.1.3	Analyse de la différence 20-30 degrés	69
5.2	Évaluation de <i>DQN</i> sur réseau chargé	72
5.2.1	La charge du réseau	72
5.2.2	Simuler la charge du réseau	73
5.2.3	Hypothèses de simulation et routage considéré	74
5.2.4	Résultats	75
5.3	Raffinement de la simulation de la charge du réseau	77
II	Modélisation d'un réseau DTN et du protocole de routage Binary Spray and Wait	81
6	Modélisation du délai d'acheminement de BSW	83
6.1	Contexte de l'étude	84
6.1.1	Hypothèses	85
6.1.2	Notations	85
6.2	Modélisation du délai d'acheminement des messages par le routage <i>Binary Spray and Wait</i> dans un réseau homogène	86
6.2.1	Définition de la chaîne de Markov	86
6.2.2	Utilisation de la chaîne	90
6.2.3	Exemples pratiques de construction de chaînes	91

6.2.4	Validation du modèle	93
6.3	Extension du modèle pour les réseaux hétérogènes	95
6.3.1	Construction de la chaîne de Markov dans le cas hétérogène	95
6.3.2	Exemples de chaînes	97
6.3.3	Validation du modèle	99
6.4	Application du modèle à un contexte réel	102
6.4.1	Objectifs de ce cas d'étude	102
6.4.2	Simulations	103
6.5	Conclusion	103
7	Travaux en cours	105
7.1	Contexte	106
7.2	Hypothèses	106
7.3	Modèle	106
7.4	Modélisation	107
7.4.1	Modélisation de D_s	107
7.4.2	Modélisation de V_i	107
7.4.3	Calcul de $D_s V_i$	109
7.4.4	Modélisation de B_i	109
7.5	Validation de l'approche	112
7.5.1	Présentation de l'exemple	112
7.5.2	Confrontation du modèle à la simulation	112
7.6	Discussion et suite du modèle	114
7.6.1	Discussion	114
7.6.2	Suite du modèle	115
III	Conclusion et travaux futurs	117
8	Résumés des contributions et perspectives	119

8.1	Conclusions générales	119
8.2	Résumé des contributions et travaux futurs	120
8.2.1	Analyse du réseau et justification <i>DTN</i>	120
8.2.2	Développement de <i>DQN</i>	120
8.2.3	Modélisation de <i>BSW</i>	121
8.3	Publications	122
	Bibliographie	123

Table des figures

2.1	Architecture <i>DTN</i> et couche Bundle.	13
2.2	Utilisation de la mobilité des nœuds par le routage <i>DTN</i> pour acheminer les messages de manière efficace.	18
2.3	Différence entre l'inter-contacts et l'inter-contacts cumulé sur un cas simple.	20
3.1	Positionnement des relais terrestres et trajectoires des satellites.	34
3.2	Principe de connexion entre les relais terrestres.	35
3.3	Scénario d'utilisation du système.	36
3.4	Positionnement des relais terrestres et groupes d'appartenance.	37
3.5	Distribution du degré des relais terrestres en fonction de leur position.	38
3.6	Évolution du degré instantané pour un nœud de chaque groupe.	38
3.7	Schémas des nœuds voisins directement atteignables.	39
3.8	Évolution de la disponibilité de certains liens entre relais de différents groupes et de même groupe.	41
3.9	Distribution des temps de contact et d'inter-contacts des liens considérés en Figure 3.8.	42
3.10	Analyse de disponibilité de la route 1.	43
3.11	Analyse de disponibilité de la route 2.	43
3.12	Analyse de disponibilité de la route 3.	44
3.13	Distribution spatiale de la disponibilité.	46
4.1	5 groupes de routes les plus rapides entre deux relais terrestres au temps t_0 , $t_0 + 1000s$, $t_0 + 2000s$, $t_0 + 3000s$	51
4.2	Calcul de la distance orientée entre deux relais intermédiaires.	54
4.3	Illustration du concept de voisinage indirect d'un relais R.	55
4.4	Illustration de la décision de routage.	56
4.5	Position des 4 paires de relais considérées dans les simulations.	59

4.6	Évaluation et comparaison des performances de <i>DQN</i> avec différents algorithmes de routage <i>DTN</i> pour les métriques de délai d'acheminement et d' <i>overhead</i>	60
4.7	Gain relatif de <i>DQN</i> par rapport aux principaux algorithmes de routage <i>DTN</i>	62
4.8	Répartition des relais terrestres et paires source/destination utilisées pour les simulations de performances.	63
4.9	Résultats des délais et <i>overhead</i> pour les 5 différentes connexions considérées (Les connexions(CX) sont présentées Figure 4.8).	64
5.1	Répartition homogène des relais pour 3 densités différentes.	67
5.2	Position géographique des paires source/destination observées.	68
5.3	Résultats du délai d'acheminement en fonction de la densité.	68
5.4	Délai d'acheminement de bout en bout moyen (pas de charge/perte).	69
5.5	Délai d'acheminement de bout en bout moyen 20° et 30° uniquement (pas de charge/perte).	70
5.6	Comparaison du délai des routes pour le cas de la Paire 1 (sens aller).	71
5.7	Explication schématique du phénomène.	71
5.8	Résultats de la paire 4.	72
5.9	Comparaison <i>DQN</i> , Pré-calculé et Oracle en fonction du taux d'indisponibilité des liens (Résultats moyennés sur 10 simus).	76
5.10	Comparaison <i>DQN</i> et Oracle en fonction du délai de décalage des connexions (Résultats moyennés sur 10 simus).	79
6.1	Exemple de chaîne de Markov représentant un réseau homogène avec $L = 4$ (Le vecteur représentatif de l'état est indiqué avec les états).	92
6.2	Exemple de chaîne de Markov représentant un réseau homogène avec $L = 8$ (Le vecteur représentatif de l'état est indiqué avec les états).	93
6.3	Exemple de chaîne de Markov représentant un réseau homogène avec $L = 16$ (Le vecteur représentatif de l'état est indiqué avec les états).	93
6.4	Comparaison des résultats obtenus par simulation et avec le modèle analytique pour les différents cas de réseaux homogènes considérés.	94
6.5	Exemple pratique de construction de chaîne d'un réseau hétérogène à 5 nœuds avec un facteur de réplification $L = 4$	98
6.6	Comparaison des résultats théoriques et de simulation pour le cas 1.	100
6.7	Représentation en graphe du réseau de 12 nœuds.	100
6.8	Représentation en graphe du réseau de 20 nœuds.	101
6.9	Comparaison des résultats théoriques et de simulation des cas 2 et 3.	102
6.10	Comparaison des résultats simulés et obtenus avec le modèle théorique sur la trace de connexions <i>RollerNet</i>	104
7.1	Notation du Modèle développé.	107
7.2	Chaîne générée pour calculer V_j	108
7.3	Chaîne théorique pour calculer $B_{i,libre}$	110
7.4	Chaîne de $B_{i,vac}$	111
7.5	Répartition du délai d'acheminement D_S	112

7.6	Répartition des délais d'atteinte de n_i par le vaccin depuis la création du <i>bundle</i> associé et depuis sa délivrance.	113
7.7	Probabilité d'atteinte de n_i par un <i>bundle</i> avec et sans l'utilisation de <i>Vaccine</i> depuis sa création.	114
7.8	Probabilité que n_i soit porteur d'un <i>bundle</i> donné en fonction du temps écoulé après sa création.	115

Liste des tableaux

2.1	Résumé des algorithmes de routage.	25
3.1	Caractéristiques des orbites de la constellation <i>Orbcomm</i>	33
3.2	Évaluation du degré par groupe.	37
3.3	Disponibilité des liens D	40
6.1	Notations utilisées pour la modélisation.	86
6.2	Valeur de la suite β en fonction de L	87
6.3	Les différents cas simulés et comparés aux résultats théoriques obtenus avec le modèle.	94

1.1 Contexte

Les communications par satellites sont l'aboutissement de recherches menées dans les domaines des télécommunications et des technologies spatiales depuis plus de 50 ans. La conquête spatiale a débuté en 1957 avec le lancement du premier satellite artificiel, Sputnik. Le premier satellite commercial INTELSAT I ou Early Bird, fut quant à lui lancé en 1965 sur une orbite géostationnaire. Les premiers satellites souffraient d'un coût exorbitant pour des performances très limitées. Les avancées technologiques apparues dans ces domaines ont permis de rendre ce rapport satisfaisant et commercialement viable. En effet, non seulement les coûts de lancement des satellites ont diminué mais leurs performances ont été grandement améliorées ce qui a permis la mise en place de véritables réseaux de satellites.

A ce jour, il existe de nombreuses constellations de satellites géostationnaires ou en orbites basses (*LEO*) utilisées à des fins civiles ou militaires. De manière générale, le routage au sein des constellations de satellites *LEO* s'effectue suivant un pré-calcul des routes existantes qui est alors utilisé sur une période donnée et rafraîchi si besoin. Ce type de routage n'étant optimal que sur des topologies déterministes, nous sommes donc amenés à considérer d'autres solutions si l'on relâche cette hypothèse. En effet, on ne peut plus parler de déterminisme si l'on considère le trafic réseau véhiculé au sein de ces topologies. Celui-ci peut de façon évidente provoquer des congestions qui résulteront en l'indisponibilité ou l'intermittence d'accès de certains liens du réseau. La prise en compte de cet indéterminisme dans les routage de type pré-calculé est complexe et reste délicate à mettre en œuvre. Il semble donc pertinent de réfléchir à de nouvelles solutions plus simples, également capables de prendre en compte cet

indéterminisme pour offrir une certaine résistance aux fautes. De plus, considérant que les systèmes de communication ont tendance à impliquer un nombre croissant d'éléments et par conséquent un nombre croissant de connexions, il résulte que les algorithmes basés sur le pré-calcul de routes deviendront de plus en plus difficile à utiliser car leur complexité reste directement corrélées au nombre de connexions entre les différents éléments du réseau.

L'objectif de cette thèse est donc d'explorer les alternatives possibles au routage pré-calculé. En tant que piste potentielle, nous proposons de vérifier l'adéquation des protocoles de routage à réplication issus du monde des réseaux tolérants au délai, *DTN*, aux constellations de satellites *LEO*. Afin de nous offrir un cadre d'étude pertinent à la vue de cet objectif, nous nous focalisons sur une constellation particulière à caractère quasi-déterministe n'offrant pas une connectivité directe entre tous les nœuds du système. Ce choix est motivé par la similitude existante entre cette constellation et les réseaux opportunistes qui n'offrent pas de connectivité de bout en bout. Cela rentre également dans la logique de l'architecture pensée pour le déploiement de l'Internet inter-planétaire [1].

Partant des mécanismes de routage qui ont été proposés pour les réseaux *DTN*, nous observons que ces derniers ne sont pas adaptés à ce type de topologie et proposons une solution adaptée suite à une fine caractérisation de ce type de réseau.

1.2 Contributions

Cette thèse se découpe en deux grandes parties. Tout d'abord nous nous intéressons aux réseaux satellitaires formés de relais terrestres et d'une constellation de satellites *LEO* (*Low Earth Orbit*) et nous proposons un algorithme de routage basé sur de la réplication et tolérant aux pertes de messages. Ensuite, ce manuscrit se concentre sur la modélisation théorique de la diffusion des messages dans un réseau *DTN*. Nous détaillons ci-dessous le contenu de ces deux contributions.

1.2.1 Analyse d'un réseau quasi-déterministe et développement de DQN

Cette première partie s'intéresse aux réseaux quasi-déterministes sur le cas d'un réseau satellitaire formé des satellites *LEO* de la constellation Orbcomm et d'un ensemble de relais terrestres. Dans un premier temps, nous caractérisons ce réseau d'étude en s'intéressant aux délais de contacts et d'inter-contacts des nœuds. Cela permet de justifier l'utilisation de la technologie *DTN* comme alternative au routage pré-calculé typiquement utilisé dans ces réseaux. Bien que notre approche soit basée sur cet exemple de réseau, elle forme une méthodologie qu'il serait possible d'appliquer sur un autre réseau. Par la suite, nous menons une analyse du réseau en s'intéressant en particulier à la localisation et à la forme des routes optimales du réseau en fonction du temps. Cette analyse est à l'origine du développement d'un nouvel algorithme de routage, appelé *DQN*, adapté au contexte et répondant aux différentes contraintes posées. Enfin, nous évaluons les performances de *DQN* dans un contexte non idéal,

c'est-à-dire en présence de charge dans le réseau et d'indisponibilités des liens. L'impact du choix de la localisation des relais sur les performances du réseau est aussi abordé. Ces évaluations permettent de démontrer un des points forts de *DQN* qui est sa capacité à gérer des conditions difficiles. Contrairement à un routage de type pré-calculé, *DQN* conserve de bonnes performances malgré la charge du réseau et l'indisponibilité éventuelle des liens.

1.2.2 Modélisation du délai de bout en bout de l'algorithme BSW

Dans cette seconde partie, nous nous intéressons à la modélisation de la diffusion des messages dans les réseaux *DTN* pour un protocole de routage particulier, *Spray and Wait* [2] dans sa version binaire. Nous faisons, comme tous les travaux de modélisation, l'hypothèse d'exponentialité des lois d'inter-contacts. Il s'agit d'un modèle en chaînes de Markov à temps continu qui permet de traiter à la fois les réseaux homogènes et hétérogènes. C'est la première fois qu'un modèle de la dissémination des messages du protocole *Spray and Wait* est réalisé et c'est aussi la première fois qu'un modèle permet de traiter le cas des réseaux hétérogènes. Ce modèle s'intéresse à la distribution du délai d'acheminement des messages et ne se restreint pas à des approximations de sa valeur moyenne par exemple. Sa formulation est assez générale et pourrait être réutilisée pour caractériser d'autres métriques de ce protocole. De manière plus prospective, cette thèse aborde également le problème de la modélisation du remplissage des buffers des nœuds du réseau. Nous nous intéressons notamment à l'intégration d'un protocole de purge des paquets déjà transmis à la modélisation précédente. Ce procédé fait office de protocole d'acquiescement dans le réseau.

1.3 Organisation

En plus des chapitres d'introduction et de conclusion, ce manuscrit est composé de six chapitres et deux parties.

Dans le chapitre 2, nous passons en revue les principaux algorithmes de routage *DTN* développés ces dernières années. Nous présentons également les différents travaux de modélisation qui ont été entrepris sur le contexte des réseaux *DTN*. Nous y explicitons les définitions et métriques utilisées dans ce domaine et tout au long de ce manuscrit.

La partie I est consacrée à l'étude d'un réseau quasi-déterministe formé de la constellation Orbcomm et de relais terrestres. Dans un premier temps nous caractérisons ce réseau. Puis dans le chapitre 4 nous détaillons le développement de notre solution de routage adaptée à ce réseau, *DQN*. Nous l'évaluons et le comparons à d'autres algorithmes de routage classiques dans le cas d'un réseau non chargé. Enfin, dans le chapitre 5, nous évaluons *DQN* dans des conditions difficiles en observant ses performances en cas de charge du réseau et d'indisponibilité imprévue des liens.

La partie II est consacrée à la modélisation du protocole de routage *Spray and Wait* dans sa version binaire. Nous développons tout d'abord un modèle qui permet de déterminer théoriquement la distribution du délai d'acheminement dans un cas de réseau homogène. Dans une deuxième phase, nous étendons ce modèle pour appréhender le cas des réseaux hétérogènes et ainsi étendre le champ d'applications possibles de notre modèle.

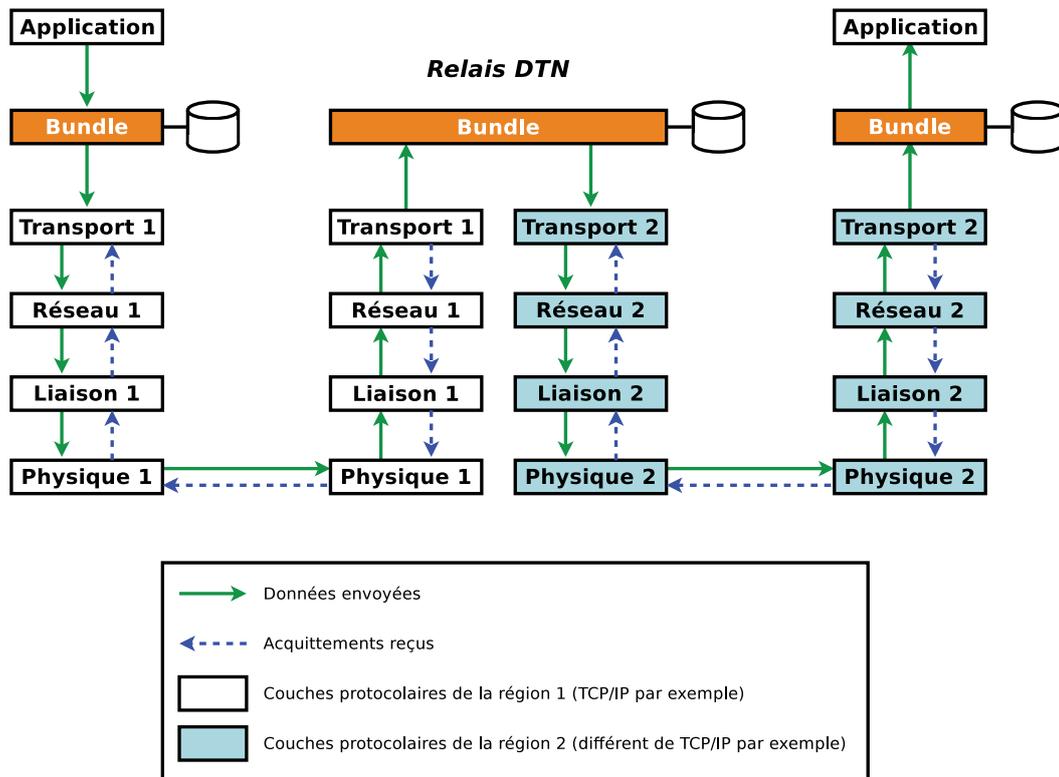
Dans un dernier chapitre, nous présentons une étude plus prospective sur une manière de modéliser le remplissage des buffers des nœuds du réseau. Nous utilisons plusieurs modélisations pour avoir des résultats intermédiaires et proposons plusieurs suites possibles permettant d'atteindre le but.

Sommaire

2.1	Histoire du <i>Delay Tolerant Network</i>	12
2.2	Le réseau interplanétaire	13
2.2.1	Le routage pré-calculé	14
2.2.2	Limites du routage pré-calculé et indéterminisme du système	15
2.3	Routage <i>DTN</i>	16
2.3.1	Le but du routage <i>DTN</i>	17
2.3.2	Définitions	17
2.3.3	Les idées fondamentales et le routage épidémique	19
2.3.4	Le routage <i>Spray and Wait</i>	21
2.3.5	Autres algorithmes de routage	22
2.4	La modélisation des réseaux <i>DTN</i>	25
2.4.1	Les hypothèses communes en modélisation	26
2.4.2	Les différents modèles existants	27
2.5	Conclusion	28

2.1 Histoire du Delay Tolerant Network

La conquête spatiale fût à la source de nombreuses inventions, d'améliorations et de nouveaux concepts dans le monde des sciences et notamment dans le monde des réseaux informatiques. C'est notamment dans ce contexte qu'a été introduit le concept d'internet interplanétaire *InterPlanetary Network (IPN)* à la fin des années 1990 par Vint Cerf [1]. L'objectif de cette idée était d'étendre l'internet terrestre jusqu'à l'espace pour interconnecter la Terre, la Lune, Mars et tout objet spatial présent dans cette zone afin de permettre une communication entre toutes ces entités. Un article de Burleigh, Cerf et leur équipe [3] présente l'intérêt de ce concept pour l'exploration future de Mars en 2020. Le protocole *CCSDS File Delivery Protocol (CFDP)* [4] développé par la NASA pour les transferts de fichier dans l'espace a également été fondateur. Malgré un objectif aisé à décrire et une idée relativement naturelle aujourd'hui, la mise en œuvre n'en est rien. Ainsi, suite à cette idée de nombreux nouveaux défis technologiques et techniques ont été soulevés à différents niveaux qui se traduisent par différentes problématiques pour chacune des couches du modèle OSI [5]. La principale difficulté est l'interconnexion de réseaux intrinsèquement différents. En effet, les technologies et protocoles mis en place entre satellites, entre satellites et relais terrestres et entre nœuds spatiaux sont différents car ils ne répondent pas aux mêmes exigences. De la même manière, la partie terrestre de ce vaste réseau n'est pas homogène puisque des réseaux sans fil ou des réseaux de capteurs peuvent être liés au réseau internet actuel. De plus, cette architecture induit une nécessité de s'adapter à des délais potentiellement longs, des déconnexions et une connexion de bout en bout non garantie. Dans des environnements extrêmes comme ceux présentés, il existe souvent des solutions protocolaires viables mais n'utilisant pas la couche liaison universelle de l'internet : le protocole IP. Ainsi, pour répondre pleinement à cette problématique d'interconnexion de réseaux il fallait proposer une solution couvrant les exigences sus citées et une compatibilité IP qui reste la référence du réseau internet. De plus, le protocole réseau TCP [6] et ses variantes actuelles [7],[8], majoritairement utilisés dans l'internet, ne sont absolument pas fonctionnels dans de telles conditions [9]. Une solution a été proposée par Kevin Fall [10] en introduisant la notion de réseaux tolérants aux délais *Delay Tolerant Networks (DTN)* et une couche d'overlay appelée couche *Bundle* présentée dans la Figure 2.1. Elle a ensuite été développée [11] par un groupe de recherche spécialement créé appelé *DTNRG, Delay Tolerant Networking Research Group* [12]. Cette couche d'overlay permet d'interconnecter des réseaux de nature différente tout en conservant les couches physique, liaison et transport de chaque partie. Ainsi, le relais *DTN* assure la fonctionnalité de pont entre les deux réseaux différents. Il peut être vu comme une généralisation du concept de *PEP, Performance Enhancing Proxy*, qui existe actuellement entre le réseau internet basé sur TCP/IP et les réseaux de satellites qui n'utilisent pas TCP/IP bien que le *PEP* assure également des fonctionnalités propres spécifiques telles que l'adaptation de TCP aux caractéristiques du canal satellite. L'architecture ainsi mise en place permet de répondre à la problématique d'interconnexion de réseaux mais ne s'attaque pas directement aux problèmes particuliers des différents réseaux interconnectés. Ces derniers sont propres à chaque type de réseau et peuvent être de nature diverse selon le type de réseau considéré

Figure 2.1 – Architecture *DTN* et couche Bundle.

(réseaux sans fil, réseaux de capteurs, réseaux de satellites, ...).

2.2 Le réseau interplanétaire

Le concept de *DTN* a été initialement développé pour des réseaux formés d'éléments spatiaux. La principale difficulté abordée par ce concept réside dans les longs délais et les déconnexions inhérentes. Cependant, dans un tel contexte les déconnexions sont le plus souvent liées au mouvement des planètes et aux phénomènes de masquage induits. La mécanique spatiale qui régit ces mouvements étant parfaitement prévisible, les déconnexions dues à ces phénomènes le sont également. Les lois de la mécanique spatiale permettent aussi d'aller plus loin dans ce raisonnement et de calculer de manière précise les instants et durées de connexions entre satellites et relais terrestres en prenant en compte différents paramètres dont l'élévation minimale par exemple. La fonction du routage dans un réseau consiste à trouver une route à suivre pour aller d'une source à une destination en passant par des éléments intermédiaires du réseau. Tout l'intérêt et la complexité de cet aspect consiste à trouver une route qui sera capable d'optimiser une ou plusieurs métriques particulières comme par exemple le nombre de sauts, le délai d'acheminement ou le temps moyen d'attente dans les nœuds intermédiaires. Le calcul des routes dans un réseau est un élément fondamental pour le bon fonctionnement global du réseau ainsi que ses performances.

Le routage peut ainsi être :

- *Statique* : les tables de routages sont calculées à l'avance et embarquées dans tous les éléments du système. Toutes les routes sont donc fixées dès le démarrage du système. Elles peuvent néanmoins être dépendantes du temps comme dans un système périodique dans lequel les tables de routage à utiliser changent selon un cycle prédéfini.
- *Dynamique* : les routes empruntées par les données dans le réseaux ne sont pas fixées. Elles évoluent en fonction du temps et du système de manière dynamique selon un algorithme particulier qui peut être centralisé ou réparti. Cette approche permet de concevoir des algorithmes qui peuvent être réactifs et s'adapter aux évolutions du système, à la charge de trafic présente dans le système et aux problèmes de congestion.

Dans le contexte spatial et pour les raisons de déterminisme précédemment évoquées le routage pré-calculé est principalement utilisé. Il est généralement statique car mis en œuvre sur des réseaux volontairement périodiques. Il peut aussi être dynamique mais cela nécessite la mise en place d'un centre de calcul dans le système. Ce point central sera responsable du calcul *a priori* des routes optimales que le système devra propager aux différents nœuds du réseau. Cela requiert donc du système un protocole de signalisation et de mise à jour des tables supplémentaires et donc davantage de complexité.

2.2.1 Le routage pré-calculé

Une présentation plus détaillée du routage communément utilisé dans les réseaux composés de satellites et de relais terrestres est nécessaire pour en expliciter le fonctionnement pratique, le cadre d'application et les limites. Ce routage est justifié par le déterminisme qui règne dans ce type de système. En effet, il est possible de calculer la position future des satellites par rapport aux différents relais terrestres et ainsi de connaître les éventuelles connexions qui auront lieu. De ce fait, il est possible de construire un graphe temporel complet des connexions entre les éléments du réseau. La durée des différentes connexions étant elle aussi accessible. Une fois l'arbre construit, il est théoriquement possible de trouver la route entre une source et une destination qui optimise une fonction particulière des métriques choisies. Le problème se transforme en un problème d'optimisation de fonctions de poids sur un graphe comme le montre l'étude de K.Fall [13]. Dans cette étude la formulation de cette optimisation qui correspond au routage *LP* est dérivée à partir de l'énoncé du problème de maximisation des flots (*max flow theorem*). Ainsi, la recherche du routage optimal dans un réseau *DTN* se lie à la problématique d'optimisation précédente qui est déjà largement traitée dans la littérature mathématique. Le problème est ainsi clairement énoncé et il existe une variété de solutions algorithmiques donnant la solution recherchée. L'algorithme *CGR* (*Contact Based Routing*) se base sur ces résultats pour effectuer ses décisions de routage [14]. Le problème qui peut être rencontré est lié à la complexité et au temps de calcul nécessaire. En effet, le graphe des connexions précédemment évoqué peut devenir particulièrement grand puisque sa taille est directement liée aux nombre d'opportunités de contact et de nœuds présents dans le système. Deux possibilités s'offrent alors pour améliorer le temps de calcul de la solution :

- Trouver un algorithme de recherche sur l'arbre des connexions de moindre complexité ;
- Simplifier l'arbre de connexions en s'assurant de ne pas dégrader les résultats, c'est-à-dire ne pas supprimer la route optimale par une troncature maladroite du graphe.

La première possibilité n'en est pas vraiment une puisque les algorithmes utilisés pour l'analyse des arbres sont déjà optimaux. Reste alors la deuxième possibilité. Son but se résume à simplifier le graphe de connexions en largeur, supposant que les contacts très éloignés dans le futur ne seront pas utiles et en profondeur, supposant que la route optimale recherchée a un nombre limité de sauts. Cet axe de recherche est présenté et longuement développé dans la thèse de H. C. Sanchez à propos du routage Store and Forward dans les constellations de satellites [15]. Cet axe correspond à l'optimisation du délai d'acheminement des messages. Si l'on s'intéresse au débit plutôt qu'au délai, il existe aussi de nombreuses théories mathématiques et algorithmes permettant de trouver le routage optimisant la quantité d'information qu'il est possible d'échanger entre les différents nœuds du réseau. Il s'agit du théorème du max-flo_x min-cut [16] et de la théorie du multi-commodity [17] qui reprend le précédent théorème dans le cas de plusieurs flots présents dans le réseau afin d'optimiser le débit global.

2.2.2 Limites du routage pré-calculé et indéterminisme du système

Le routage pré-calculé correspond à l'implémentation d'un routage optimal. Cependant, pour garantir cette optimalité, il est nécessaire que le déterminisme sur lequel est fondé ce routage soit véritablement présent. En effet, si le déterminisme lié au contexte spatial du réseau est indéniable, il n'en est rien pour le trafic qui y circule. Ce type de système présente une contrainte factuelle forte : la limitation de la capacité. En effet, considérons comme première définition de la capacité la quantité d'informations qu'il est possible de transmettre lors d'un contact entre un relais terrestre et un satellite (ce qui se traduit par le produit de la durée de contact et du débit d'émission), alors, le débit d'émission pouvant être faible et la durée de contact étant limitée, la capacité peut devenir très faible. Cette forte limitation de la capacité induit une dépendance du système vis-à-vis du trafic qui y sera injecté. Aussi, sans gestion stricte du trafic d'entrée, il devient inévitable de voir apparaître des phénomènes de congestion. A trafic d'entrée égal, la congestion sera d'autant plus présente que la capacité du système sera faible. C'est précisément le cas dans ce type de réseau à faible capacité. Cependant, le problème n'est pas véritablement la congestion mais les conséquences qui en découlent. En effet, la congestion amène à considérer un indéterminisme dans le système qui n'est absolument pas appréhendé dans le cadre du routage pré-calculé. Cet indéterminisme lié à la congestion se traduit par des délais d'attente inconnus dans les buffers des nœuds du réseau. Ces conséquences peuvent être présentes dans le système malgré un trafic raisonnable. Il n'est pas forcément néfaste pour le bon fonctionnement du système mais doit être pris en compte pour obtenir de bonnes performances. C'est ici que le routage pré-calculé atteint ses limites. En effet, dans le cas d'un routage pré-calculé ces temps d'attente supplémentaires peuvent rendre caduque une route définie comme optimale par le calcul. Une solution pour atténuer ce problème serait d'estimer la congestion dans le réseau et mettre en

place une signalisation pour que les entités responsables du calcul puissent en tenir compte. Cependant, le trafic étant non déterministe, l'estimation de la congestion au temps t ne donnerait qu'une indication imparfaite de ce qu'il pourrait se passer dans le futur. Dans un contexte réel comme celui-là, la part d'indéterminisme prévient de l'atteinte de l'optimalité qu'apporte théoriquement le routage pré-calculé. Bien qu'il soit possible d'étendre de telles solutions pour les améliorer, cela conduit à des systèmes complexes sans véritable garantie. Il convient ainsi d'étudier les alternatives plus simples au routage pré-calculé. En restant dans un contexte satellites et de routage store and forward une alternative naturelle semble se trouver dans la technologie *DTN*. Des travaux se rapprochant de ce concept commencent à apparaître [18], [19] bien que la communauté ayant le plus travaillé sur les *DTN* n'ait pas choisi ce cadre d'application.

2.3 Routage DTN

Le concept de *DTN* a trouvé un vif intérêt de la part de la communauté réseau dans un tout autre cadre d'application. L'architecture *DTN* originalement définie avait pour but d'interconnecter des réseaux de différents types mais aussi de s'adapter à des délais potentiellement très long et à des ruptures de connexions fréquentes. Pour ce faire la technologie *DTN* permet l'échange de messages selon le principe de store-carry and forward. Cela signifie qu'un message peut être conservé par un nœud intermédiaire du réseau pendant un certain temps avant d'être ré-acheminé vers un autre nœud intermédiaire jusqu'à atteindre la destination. La possibilité de gérer les déconnexions imprévues et des réseaux déconnectés, c'est-à-dire sans obligation d'avoir une route connectée de la source à la destination lui a valu un fort intérêt dans le cadre des réseaux opportunistes et des réseaux de nœuds mobiles. Ces réseaux présentent des conditions difficiles que la technologie *DTN* permet d'appréhender au mieux. Ainsi, le concept de *DTN* initialement élaboré dans un contexte spatial a trouvé un grand intérêt dans le contexte des réseaux terrestres mobiles comme les réseaux humains. Les réseaux *DTN* couvrent ainsi un large spectre de réseaux différents qui ont le point commun de présenter des conditions difficiles d'un point de vue des délais et/ou des connexions au sein du réseau et en particulier l'absence possible d'un chemin connecté de bout en bout entre la source et la destination. Ces dernières années, beaucoup de travaux sur les *DTN* se sont fixés dans un cadre de réseau de nœuds mobiles en s'affranchissant du contexte spatial et se sont focalisés sur le développement de ce qui correspond à la couche réseau en charge du routage. Le but est de définir des algorithmes de routage de plus en plus performant. De nombreux algorithmes ont ainsi vu le jour pour ces réseaux avec toutefois différentes hypothèses sur la nature du réseau *DTN* étudié. Ces différents concepts de routage forment une référence et une base importante qu'il est nécessaire de connaître pour pouvoir s'en inspirer, les adapter ou en créer de nouveaux. Dans cette partie, nous exposerons les différents concepts du routage *DTN* qui ont été élaborés ces dernières années.

2.3.1 Le but du routage DTN

Le cadre de recherche privilégié pour le développement des algorithmes de routage *DTN* correspond à un ensemble de nœuds mobiles. La mobilité de ces nœuds implique des caractéristiques classiques aux réseaux *DTN* à savoir déconnexions inopinées et absence éventuelle de routes connectées entre la source et la destination. Le mouvement de ces nœuds est parfois considéré comme parfaitement aléatoire alors qu'il est parfois, dans un souci de réalisme, dicté par le mouvement d'un groupe de bus, de taxis, ou d'humains. Cet aspect est très important puisque la mobilité des nœuds a une répercussion directe sur les lois de connectivité inter-nœuds [20]. Ainsi, le développement des algorithmes va de pair avec un environnement particulier pour lequel il est développé. Il n'y a donc aucun algorithme de routage *DTN* ayant pour but une complète universalité d'application. De plus, le développement des algorithmes de routages *DTN* s'est fait en parallèle de l'étude des mouvements humains ou véhiculaires et des modèles qui leurs sont attachés. Le point commun de tous ces cadres d'applications est la part importante d'indéterminisme et d'aléatoire qui y règne. Cet aspect est en général l'hypothèse de base des algorithmes de routage développés. Le transport des messages dans ces contextes est corrélé à une idée simple : palier l'absence de routes connectées de la source à la destination et tirer profit de manière la plus efficace possible du mouvement des nœuds pour permettre d'acheminer un message jusqu'à la destination sans attendre que la source et la destination rentrent en contact. La Figure 2.2 illustre ce principe en prenant un exemple simple dans lequel le nœud A génère un message destiné à E. La première étape correspond à la génération du message M par le nœud A. La seconde étape traduit une répllication du message source en rouge dans les nœuds voisins. Les copies du message sont en bleu. On remarque qu'il n'y a aucune connexion entre la source et la destination. L'étape 3 traduit le mouvement du nœud B porteur d'une copie du message M jusqu'à un point en lequel il va entrer en contact avec F qui est lui même en contact avec la destination. Cette dernière phase est représentée dans la Figure 2.2(d). Dans cet exemple le mouvement du nœud B va permettre grâce au mode store carry and forward d'acheminer le message M jusqu'au nœud E. Sur cet exemple, malgré l'absence de route connectée reliant les nœuds A et E, l'échange de données est tout de même rendu possible. Ce schéma de principe qui illustre une situation simple permet de souligner une deuxième difficulté centrale dans le développement de routage *DTN*. En effet, dans l'illustration les messages sont copiés vers tous les voisins mais un résultat identique aurait été obtenu si le message avait simplement été transmis au nœud D, puis B, F et enfin E. La gestion de la répllication ainsi que le choix des intermédiaires constituent une partie fondamentale des protocoles de routage pour les réseaux *DTN*. Dans la suite, nous détaillerons les grands concepts apparus avec le développement grandissant d'algorithmes de routage *DTN*.

2.3.2 Définitions

Avant de s'intéresser aux protocoles de routage existant, il convient de définir et de préciser un certain nombre de définitions et métriques communes au domaine des *DTN* qui seront utilisées dans la suite de ce manuscrit pour décrire et analyser les

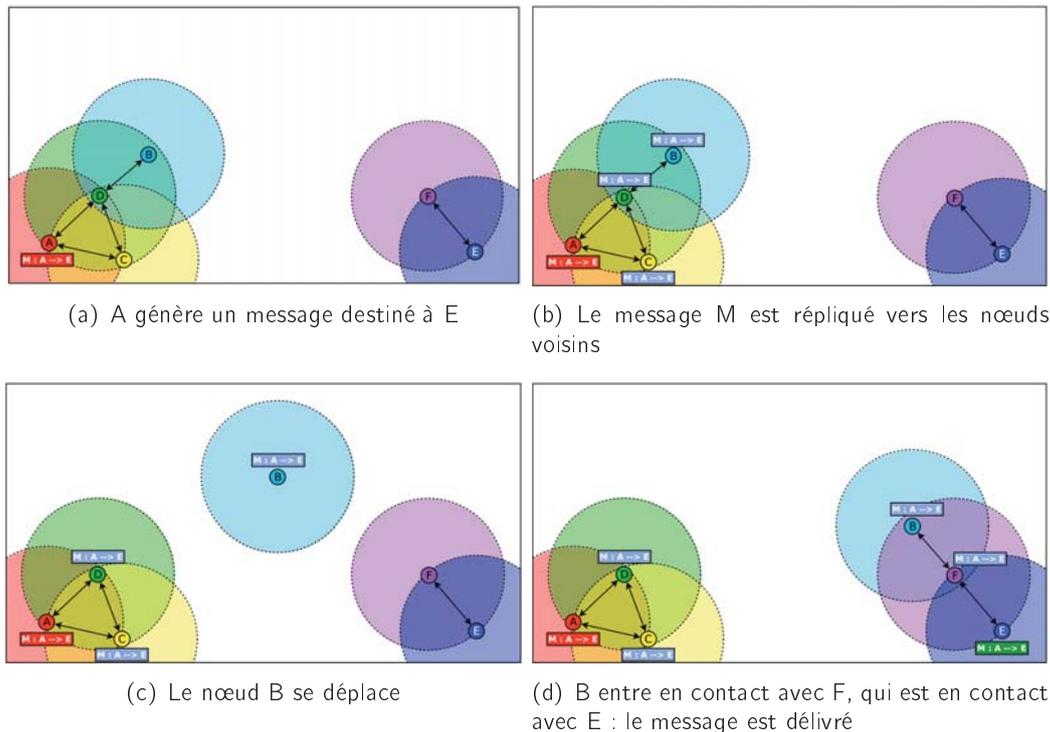


Figure 2.2 – Utilisation de la mobilité des nœuds par le routage *DTN* pour acheminer les messages de manière efficace.

différents protocoles de routage existants.

Délai d'acheminement

Le délai d'acheminement est une métrique qui correspond au délai séparant la création d'un bundle par la source et la réception du dit bundle par la destination ou de la réception de la première copie du bundle dans le cas d'un algorithme de routage à réplication.

Delivery ratio (taux de délivrance)

Ce ratio est une métrique qui correspond au rapport entre le nombre de messages générés et le nombre de messages délivrés à la destination en un délai donné. Il est ainsi tracé en fonction du temps. Le delivery ratio permet de caractériser deux aspects importants d'un algorithme de routage *DTN* : d'une part sa capacité à acheminer les messages de la source à la destination et d'autre part son efficacité en termes de délai d'acheminement. Ainsi un delivery ratio qui atteint 1 signifie que le protocole de routage parvient à délivrer tous les messages de la source à la destination. Si la valeur finale de cette métrique est atteinte rapidement cela signifie que l'algorithme de routage est efficace et que les messages parviennent rapidement à la destination. Cette métrique représente à la fois la rapidité et l'efficacité du protocole.

Routage sans réplication

Se dit d'un algorithme de routage qui ne duplique pas les bundles. Dans un réseau adoptant un tel algorithme de routage un message n'est présent qu'en un seul exem-

plaire dans le réseau entre sa création et sa délivrance à la destination.

Routage à répllication

Se dit d'un algorithme de routage qui peut copier les messages pour les transférer vers plusieurs contacts voisins. Un même bundle peut se retrouver plusieurs fois dans le réseau dans des nœuds différents. Cela permet souvent d'augmenter à la fois la rapidité et l'efficacité du protocole au détriment de l'utilisation des ressources du réseau.

Répllication contrôlée

Se dit d'un algorithme de routage qui permet de contrôler la répllication des messages par des règles plus ou moins avancées. Ce contrôle a pour but de ne pas trop répliquer les bundles et de ne pas surcharger les ressources du réseau. Il n'offre cependant aucune garantie réelle sur le nombre maximal de copies d'un bundle qui peuvent être présentes dans le réseau.

Répllication limitée ou bornée

A la différence de la répllication contrôlée la répllication limitée ou bornée signifie que le nombre maximal de copies d'un message dans le réseau est fixé par le protocole. C'est par exemple le cas du routage Spray and Wait [2],[21] dans lequel il est garanti que le réseau comportera au plus L copies d'un message. Une répllication limitée est par conséquent contrôlée. Le contraire n'est pas vrai. Cette distinction peut être importante pour évaluer l'utilisation des ressources de stockage par les protocoles.

Contact

Le contact entre deux nœuds du réseau a lieu lorsque les deux nœuds sont en visibilité mutuelle et que la communication est établie. Le temps de contact commence quand les nœuds sont suffisamment proches et s'arrête lorsqu'ils deviennent trop éloignés. En pratique, la découverte du voisinage est dépendante de la technologie utilisée. En bluetooth par exemple celle ci est effectuée par l'envoi régulier de messages *Hello*.

Inter-contacts et Inter-contacts cumulé

L'inter-contacts est la période délimitée par deux contacts successifs. Il faut différencier l'inter-contacts entre deux nœuds et l'inter-contacts cumulé. Dans le premier cas l'inter-contacts est la période qui sépare deux contacts successifs entre deux nœuds donnés. Ainsi, les nœuds considérés peuvent avoir des contacts avec d'autres nœuds sans que cette période soit interrompue. Au contraire l'inter-contacts cumulé correspond pour un nœud donné aux périodes séparant deux contacts dans lesquels il intervient, peu importe le nœud avec lequel il entre en contact. Les inter-contacts cumulés pour un nœud donné sont donc nécessairement plus courts que pour une paire de nœuds fixée. Cette notion est illustrée sur la Figure 2.3

2.3.3 Les idées fondamentales et le routage épidémique

Dans la technologie *DTN*, les données échangées sont appelées bundles et correspondent à des messages de taille plus ou moins importante. Il s'agit d'un routage de type store-carry and forward puisqu'un élément du réseau *DTN* peut conserver un bundle pendant un temps long avant de les faire suivre et/ou de le répliquer. Le but de tout algorithme de routage est de trouver une route entre la source et la destination. Dans le contexte *DTN* le but est le plus souvent de trouver une route entre source et destination avec la plus grande probabilité possible et le plus rapidement possible. Il existe deux grandes catégories d'algorithmes de routage *DTN* :

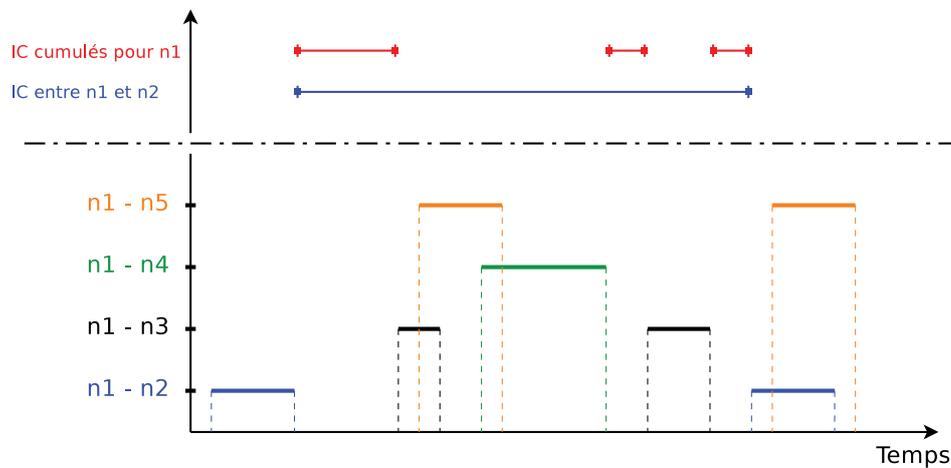


Figure 2.3 – Différence entre l'inter-contacts et l'inter-contacts cumulé sur un cas simple.

- Les algorithmes sans réplication : un message est créé par la source et est acheminé vers la destination en passant par d'éventuels nœuds intermédiaires du réseau. Le message n'est pas copié, il n'existe donc qu'une seule copie du message dans le réseau à tout instant entre sa création à la source et sa délivrance à la destination ;
- Les algorithmes à réplication : un message est créé par la source et peut être répliqué dans n'importe quel nœud intermédiaire, source comprise, en respectant l'algorithme considéré. Le nombre de copies dans le réseau pour un message donné est variable.

Le choix de ne pas répliquer les messages mais simplement de le faire suivre de nœud en nœud s'inscrit dans une thématique d'optimisation maximale des ressources du réseau. La problématique de base du routage *DTN* sans réplication est alors le choix des nœuds intermédiaires afin d'optimiser le délai d'acheminement. La solution de la réplication est une solution naturelle au problème d'optimisation du délai qui paraît la plus simple pour répondre au problème de diminution du délai d'acheminement. En effet, chaque copie d'un message va couvrir une route possible si bien qu'on peut espérer atteindre la source plus rapidement. En poussant ce concept de réplication à l'extrême nous obtenons le principe du routage épidémique. La règle de ce routage est très simple, lors d'une rencontre entre deux nœuds tous les messages sont copiés de l'un vers l'autre et vice et versa afin que chacun des nœuds possède une copie de tous les messages de l'autre. Ce principe évoque la propagation d'une maladie, d'une contamination d'où le terme épidémique. Ce routage couvre toutes les routes spatio-temporelles possibles entre la source et la destination, et est en théorie optimal d'un point de vue du délai d'acheminement des messages. Son optimalité n'est que théorique car il implique potentiellement un très grand nombre de copies pour chaque message dans le réseau et sauf cas très particuliers, les contraintes d'espace de stockage dans les nœuds du réseau sont telles qu'il n'est pas véritablement utilisable. Il s'avère en pratique contre-productif à cause de la forte surcharge qu'il engendre et supporte donc mal le passage

à l'échelle.

Le routage épidémique correspond à une réplication maximale des messages dans le réseau. Il y a donc entre cet extrême et l'absence de réplication, de nombreux degrés possibles de réplication. Les algorithmes de routage *DTN* définis depuis quelques années correspondent à cette recherche d'affinement et d'optimisation de la réplication et à son optimisation en termes d'efficacité.

2.3.4 Le routage *Spray and Wait*

L'algorithme de routage *Spray and Wait* [2] fait partie des algorithmes de routage *DTN* qui adoptent un schéma de réplication limitée pour préserver les ressources du réseau. Il est devenu une référence dans le domaine du routage *DTN* et sert souvent de point de comparaison. Considérant un message *M*, son fonctionnement se divise en deux phases :

- La phase *Spray* durant laquelle *L* copies du message *M* seront disséminées dans le réseau. *L* est appelé facteur de réplication. La dissémination s'effectue de la manière suivante selon deux variantes :
 - variante 1 : la source transmet une copie de *M* aux nœuds sans copie avec qui elle entre en contact dans la limite de *L* copies créées. Les nœuds intermédiaires n'ont ainsi qu'une seule copie du message. Seule la source des messages effectue la dissémination des copies ;
 - variante 2 (*Binary Spray and Wait*) : un nœud ayant strictement plus d'une copie du message en donne la moitié (ou la partie entière de la moitié si ce nombre est impaire) lors d'un contact avec un nœud qui n'en possède pas. En adoptant ce schéma, les nœuds intermédiaires participent aussi à la dissémination des copies.
- Lorsqu'un nœud n'a plus qu'une seule copie d'un message il cesse la dissémination et passe en phase *Wait*.
- La phase *Wait* est commune aux deux variantes. Il s'agit d'une phase d'attente durant laquelle un nœud concerné conserve son unique copie du message jusqu'à ce qu'il rencontre la destination pour lui délivrer.

Lorsque l'algorithme de routage *Spray and Wait*, *SW*, est évoqué, il fait généralement référence à l'algorithme de routage *Binary Spray and Wait*, *BSW*. La version basique de l'algorithme de routage *Spray and Wait* correspond à un routage à deux sauts appelé *2-Hop Routing*. Dans la suite de ce manuscrit, sauf précisions particulières, nous considérons uniquement la version binaire du routage. Ce routage est devenu un algorithme de routage incontournable pour plusieurs raisons. D'une part, il a été démontré qu'à nombre de copies fixé, il était l'algorithme de routage optimal en termes de délai d'acheminement moyen sur un réseau de nœuds mobiles ayant un mouvement indépendant et purement aléatoire. D'autre part, il définit un cadre algorithmique qu'il est possible d'affiner. En effet, l'idée des deux phases est intéressante et ré-exploitable. Il est par exemple possible, tout en conservant le cœur de l'algorithme de dissémination des copies, d'imaginer des raffinements algorithmiques de cette phase comme l'intégration d'une fonction de décision permettant le choix des contacts auxquels seront transmis les copies. Des travaux exploitent cette idée comme dans [22] pour

un contexte *publish-subscribe* ou dans [23] et [24] dans un contexte *DTN* plus classique. Dans [23], les auteurs cherchent à optimiser la consommation de la capacité des connexions des nœuds. Pour ce faire, ils définissent une métrique d'utilité qui leur permet de choisir les messages à envoyer d'une part et leur destinataire d'autre part. Cette utilité est aussi utilisée pour choisir si un message sera simplement transmis ou répliqué. Il utilise donc une version légèrement modifiée de *SW* dans laquelle le facteur de réplication n'est plus limité. Une signalisation pour maintenir des tables de routage au sein de clusters de nœuds est aussi mise en place et est prise en compte dans le calcul de l'utilisation de la capacité. Dans [24], le protocole utilise une estimation du temps de contact entre deux nœuds pour optimiser le choix des messages à envoyer. Son but est ainsi d'éviter le fractionnement des messages et l'annulation de transferts incomplets pour améliorer le *delivery ratio* du protocole. Les résultats des simulations présentées dans [23] et [24] montrent que les raffinements apportés par leurs heuristiques permettent d'obtenir de meilleures performances en termes d'utilisation de la capacité en comparaison du *SW* seul.

2.3.5 Autres algorithmes de routage

De nombreux algorithmes de routage ont été développés. Bien qu'il soit difficile de tous les détailler, certains proposent des approches relativement similaires. Il est ainsi possible de catégoriser ces différentes propositions qui ont été développées en fonction de leur façon de répliquer ou non les messages. Certains protocoles de routage sont en revanche assez spécifiques et se distinguent par les problématiques qu'ils attaquent et par leurs contextes d'application particuliers.

Le routage épidémique qui présente une réplication maximale et un passage à l'échelle difficile en pratique a été une base pour d'autres protocoles de routage. Ces derniers ont pour but de limiter la réplication afin de permettre un certain réalisme en terme d'utilisation des ressources réseau. Small and Hass ont proposé *SWIM* [25] dans lequel une probabilité de réplication est introduite pour limiter la réplication. Le fonctionnement reste similaire à l'épidémique. Dans [23], les auteurs ont également proposé un algorithme de routage pouvant être assimilé à un routage épidémique contrôlé qui se distingue par l'introduction de cellules dans lesquelles les nœuds peuvent synchroniser leur données. Ces cellules aident aussi à prendre des décisions de routage en prédisant la probabilité des nœuds à prendre une certaine direction.

Small et Hass ont aussi introduit le protocole *Vaccine* [26] pour faciliter le passage à l'échelle du routage épidémique grâce à un mécanisme de purge des buffers des nœuds du réseau. Ce mécanisme consiste en la dissémination épidémique de messages d'acquittement appelés paquets-vaccin. Ces messages sont créés par la source lors de la réception d'un message de données et aussitôt répandus. Chaque nœud du réseau recevant un paquet-vaccin pourra alors supprimer le message correspondant de son buffer s'il y a lieu ou l'enregistrer pour ne pas accepter le message correspondant puisque sa diffusion n'est plus nécessaire. Cela permet d'une part de stopper la diffusion des messages déjà acheminés et d'autre part de purger les buffers des nœuds du réseau pour ne pas allouer inutilement des ressources de stockage. Leur étude montre un gain substantiel en termes d'utilisation des ressources de stockage des nœuds et de ses conséquences directes comme les refus de transmission pour manque d'espace.

Cependant, le nombre global de transmissions nécessaires de paquets de données et de paquets-vaccin demeure très important. Une philosophie d'optimisation de l'utilisation des ressources semble plus appropriée dans un contexte d'énergie limitée et de coût conséquent d'utilisation des ressources. Des travaux comme [27] et [28] vont dans ce sens en prenant en compte l'aspect énergétique lié au protocole de routage.

Les premiers algorithmes de routage dont le fonctionnement se détache du routage épidémique ont eu pour but principal la réduction du délai d'acheminement en conservant une réplication contrôlée dans un cadre de réseau opportuniste aléatoire sans particularité notable. C'est à ce moment que *Spray and Wait* fut proposé et dont l'optimalité a été prouvée si les nœuds adoptent un mouvement purement aléatoire.

De manière naturelle, cette contrainte forte sur la nature du réseau a été dépassée et d'autres protocoles faisant l'hypothèse d'une structure de réseau hétérogène sont apparus. Cela sous-entend que les nœuds ont des préférences relationnelles et géographiques et que des schémas de contacts particuliers peuvent apparaître et se répéter. Cette hypothèse est une conséquence logique de la nature du réseau considéré. En effet, avec l'avènement des appareils mobiles communicants comme les smartphones et tablettes notamment ou encore les communications véhiculaires, les réseaux étudiés sont contraints d'obéir aux mouvements particuliers sous-jacents des utilisateurs. Les contacts et inter-contacts des nœuds sont ainsi régis par les lois du déplacement humain ou véhiculaire.

Les protocoles de routage comme *Maxprop* [29] et *MobiSpace* [30], [31],[32] ont été développés en se basant sur cette hypothèse d'existence de préférences entre nœuds. MaxProp grâce à un partage d'informations lors des contacts entre nœuds évalue une probabilité de rencontre avec les différents nœuds du réseau qu'il utilise pour contrôler la réplication. Lorsqu'un nœud rencontre un nœud ayant plus de chance de rencontrer la destination une copie du message lui est fournie. A contrario, *MobiSpace* n'opère pas de réplication mais transfère un message vers un autre nœud s'il est jugé plus proche de la destination que l'actuel porteur du message. La notion de proximité est définie par une distance euclidienne sur un espace vectoriel basé sur l'ensemble des nœuds du réseau. L'idée est proche mais la mise en œuvre demeure très différente tant par la métrique utilisée que par le choix du schéma de réplication. Enfin, dans cette même idée est apparu *Prophet* [33],[34] qui essaie aussi de capturer la présence de schémas de contact particuliers répétitifs. Pour ce faire, *Prophet* met en place un système de trois équations paramétrées qui permet lors des contacts entre nœuds d'évaluer la probabilité d'atteindre la destination. En particulier, l'algorithme présente une équation de transitivité traduisant le constat simple selon lequel si A et B se rencontre souvent et B et C aussi alors A et C sont indirectement souvent en contact. L'idée d'utiliser l'historique du réseau pour améliorer la prise de décision n'est pas propre à *Prophet*. On la retrouve partiellement ou totalement dans de nombreuses propositions [35]. Le protocole *AMM* [36], *Adaptive Multiple Copy Multiple Hop Algorithm*, utilise aussi ce principe pour choisir le facteur de réplication à donner et pour choisir les relais. Les protocoles centrés sur ce principe ne peuvent être véritablement performants que sur des réseaux qui n'évoluent pas trop rapidement.

D'autres protocoles se sont différenciés par le contexte d'application privilégié. Ainsi, avec l'arrivée des réseaux sociaux, des caractéristiques fortes sont apparues .

Elles sont liées aux comportements humains et à sa mobilité particulière. Des notions sociales plus avancées comme les notions de communauté, de centralité, de popularité des nœuds sont apparues avec ce nouveau type de réseau. P. Hui et J. Crowcroft montrent dans leur étude [37] que la considération du groupe social d'appartenance des nœuds par exemple, permet d'augmenter substantiellement les performances du routage. Ainsi, ces nouvelles caractéristiques ont été exploitées pour définir des algorithmes de routage les exploitant mieux comme *Bubble Rap* [38] notamment. Ce protocole, qui opère sans réplication, se base sur l'analyse des communautés de nœuds dans le réseau pour choisir de manière pertinente à quels nœuds faire suivre les messages. La mobilité humaine est aussi exploitée dans *Price* [39]. Cet algorithme tire partie à la fois de l'aspect géographique lié au déplacement humain répétitif et prévisible pour approcher le voisinage de la destination et du caractère social des nœuds pour effectuer une diffusion plus classique lorsque le voisinage de la destination est atteint. Cette considération permet de commencer la réplication seulement quand les messages ont atteint la proximité géographique de la destination. Un routage hybride entre *DTN* et *MANET* [40] a aussi été envisagé en 2006 par J. Ott. Le fait que les réseaux à caractères sociaux présentent une structure formée par de petits groupes de nœuds interconnectés par des passerelles qui correspondent à des éléments qui appartiennent à plusieurs communautés définit un cadre d'application parfait de cette idée. Dans cette optique, le routage mixte *Hymad* [41] plus récent adopte un routage de type *MANET* à l'intérieur d'un groupe qui est fortement connecté et utilise la technologie *DTN* pour transporter les messages entre deux nœuds de communautés différentes.

Parmi tous ces développements généraux, sont aussi apparus des algorithmes de routage qui ont pour but d'améliorer une métrique particulière en essayant de ne pas trop détériorer les métriques classiques. L'algorithme de routage *FairRouting* [42] en est un exemple. Il a pour but de partager le plus équitablement possible l'occupation buffer des nœuds du réseau. Il utilise pour cela un principe déjà bien connu du monde des réseaux qui est le principe du routage à point. L'algorithme de routage *Rapid* est aussi à distinguer car il cherche à optimiser une métrique donnée par un calcul réparti entre les nœuds du réseau. Ainsi, il définit une fonction d'utilité globale et par message. La réplication d'un message a lieu si un gain pour la métrique globale considérée est apporté par cette réplication. La réplication est donc simplement contrôlée mais pas limitée. L'intérêt de *Rapid* est que plusieurs couples de fonctions d'utilités et métriques associées sont définies. Il est alors possible d'optimiser le délai moyen d'acheminement, les échéances ratées ou encore le délai d'acheminement maximal.

Le développement des algorithmes de routage *DTN* a été très riche ces dernières années. Il a été guidé par une optimisation empirique en se basant sur les caractéristiques principales des réseaux d'application. L'arrivée d'un nouveau cadre d'application constitué par les réseaux sociaux a fait apparaître de nouvelles caractéristiques dont l'exploitation a mené au développement de nouveaux algorithmes plus adaptés. La recherche dans ce domaine est donc fortement liée au cadre d'application. En effet, on peut constater que lorsqu'un nouveau cadre se présente, un nouvel algorithme aussi et souvent une ou plusieurs améliorations en découlent. Pour augmenter les performances des réseaux déconnectés que sont les *DTN*, certains ont préféré d'autres

approches. Ainsi, en plus d'optimiser le routage de l'information, certains ont proposé de placer des relais fixes permettant d'augmenter la capacité et l'efficacité du réseau [43]. Néanmoins, toutes ces propositions restent des solutions et optimisations empiriques.

Table 2.1 – Résumé des algorithmes de routage.

Protocoles de routage	Année	Type de réplication	Type de réseau ciblé
<i>Epidemic</i> [44]	2000	Réplication illimitée	Tous
<i>Spray and Wait</i> [2]	2005	Réplication limitée	Aléatoire
<i>MaxProp</i> [29]	2006	Réplication contrôlée	Aléatoire
<i>MobiSpace</i> [45]	2006	Pas de réplication	Sociaux
<i>Prophet</i> [33]	2003	Réplication contrôlée	Hétérogène
<i>Rapid</i> [46]	2010	Réplication contrôlée	Aléatoire
<i>SimBet</i> [47]	2007-2009	Pas de réplication	Sociaux
<i>Bubble</i> [38]	2008	Pas de réplication	Sociaux
<i>Price</i> [39]	2008	Réplication limitée	Sociaux
<i>Hymad</i> [41]	2008	Pas de limitation	Mixte

2.4 La modélisation des réseaux DTN

Le développement d'algorithmes de routage, comme précédemment évoqué est basé sur des expérimentations et des réponses empiriques à des phénomènes particuliers souvent liés au contexte d'application. Cependant, aucun algorithme de routage n'est apporté comme solution théorique d'un système d'équations modélisant un phénomène particulier ou un certain type de réseau. Il est en effet très compliqué de modéliser un réseau de nœuds mobiles en prenant en compte toute l'hétérogénéité qu'il peut présenter. La modélisation des décisions de routage ainsi que de la réplication est elle aussi difficile à capturer. Cependant, plusieurs travaux s'attaquent à cette difficulté.

La majorité des travaux de modélisation dans les *DTN* visent à établir de manière théorique les résultats de certains protocoles de routage notamment leurs performances en termes de délai d'acheminement. Certains étudient un peu plus profondément le protocole pour accéder à l'utilisation de ressources de stockage des nœuds du réseau ou encore l'énergie moyenne consommée pour délivrer les messages. Ainsi, des modèles sont apparus pour obtenir théoriquement les performances en termes de délai d'acheminement moyen des premiers algorithmes de routage tels que le routage épidémique, le routage à deux sauts ou encore le routage p-q [48] qui constitue une généralisation probabiliste paramétrée du routage épidémique.

2.4.1 Les hypothèses communes en modélisation

La modélisation adoptée dans la plus grande partie de ces travaux consiste en une modélisation par chaîne de Markov. Les états de la chaîne représente le nombre de copies d'un message donné présentes dans le réseau. L'état absorbant correspond quant à lui à la délivrance du message à la destination. Les transitions entre les états de la chaîne sont basées sur les rencontres entre nœuds. S'il s'agit d'une modélisation en temps discret les transitions correspondent aux probabilités de rencontres des nœuds. Dans le cas d'une modélisation à temps continu, les transitions sont calculées à partir des lois du temps d'inter-contacts. Dans tous ces travaux, l'hypothèse d'exponentialité des lois d'inter-contacts est conservée pour permettre l'utilisation des chaînes de Markov qui constituent un puissant outil mathématique avec de nombreux résultats disponibles tout en étant très accessible. De plus, pour être capable de calculer correctement les transitions, le raisonnement sur le nombre de copies dans le réseau implique que toutes les lois d'inter-contacts doivent avoir le même paramètre. Le modèle ne traite donc que des réseaux purement homogènes.

Le cadre d'application de ces travaux est limité par les hypothèses retenues notamment celle de l'homogénéité du réseau. Cependant, le véritable problème qui est pointé du doigt de manière récurrente se trouve dans l'hypothèse d'exponentialité des lois d'inter-contacts entre nœuds. Cette hypothèse est sans doute la raison pour laquelle le développement de modèles théoriques a été lente en comparaison de l'effort mené par la communauté dans le développement empirique de solutions. Les réseaux considérés sont des réseaux de nœuds mobiles et le plus souvent ces nœuds sont assimilés à des humains porteurs d'appareils communicants. De ce fait, des études ont été menées pour caractériser les lois de contact et d'inter-contacts dans des réseaux formés par des individus. La première étape consiste à recueillir des traces de contact des individus du réseau. De nombreuses traces sont disponibles sur le site Crowdad¹ et ont été recueillies dans différents contextes. Les plus fréquents correspondent aux étudiants de campus universitaires ou aux rassemblements comme les conférences de recherche. Un ensemble de traces véhiculaires sont aussi disponibles. Des études se sont appuyées sur ces traces pour montrer que les lois d'inter-contacts cumulées des nœuds dans les réseaux humains suivaient une loi de puissance [20],[49]. Mathématiquement, il est très difficile de travailler avec ce type de loi. Toute la théorie des chaînes de Markov ne peut plus s'appliquer et la modélisation devient alors extrêmement complexe. Cependant, si l'on considère d'autres types de nœuds mobiles, comme des véhicules l'hypothèse n'est pas invalidée. Le champs d'application de ce genre de modèle se serait donc restreint, le rendant peu exploitable en pratique et diminuant ainsi l'intérêt des chercheurs. La conséquence est d'ailleurs visible dans la bibliographie *DTN* puisque peu d'études ont été publiées suite à ce résultat. Un certain scepticisme est même apparu donnant lieu à un papier défendant le concept de *DTN* et son utilité [50]. Cependant, une autre étude a été menée plus récemment pour vérifier si le caractère de puissance des lois d'inter-contacts était véritablement présent. J.Y. Leboudec a alors montré que ces lois d'inter-contacts n'était pas des lois de puissance pure et que l'échelle de temps considérée jouait un rôle important

1. <http://crowdad.cs.dartmouth.edu>

[51]. Ainsi, si l'on s'intéresse à la lois d'inter-contacts cumulé ou entre deux nœuds, celle-ci suit une loi de puissance sur une échelle de temps courte puis s'apparente à une loi exponentielle au delà. L'hypothèse de loi exponentielle ne peut donc pas être complètement rejetée et les modélisations en chaîne de Markov reste intéressantes. L'auteur ajoute que la considération de loi de puissance aboutit à des résultats très pessimistes. Cette hypothèse est forte mais permet d'appliquer des théories mathématiques déjà longuement étudiées par les mathématiciens et ainsi d'obtenir de véritables résultats. La communauté jusqu'alors très réfractaire à ce genre de modèle semble de nouveau accepter cette hypothèse et le fait que ce genre d'études soient nécessaires pour avancer dans ce domaine. Un pendant intéressant à cette problématique réside dans le fait d'étudier l'écart entre un modèle basé sur l'hypothèse d'exponentialité des lois d'inter-contacts et des résultats réels obtenus sur un réseau ne présentant pas exactement ce caractère exponentiel. Dans cette même idée, une étude a été menée pour évaluer l'impact de l'hétérogénéité des mouvements des nœuds sur les performances du routage pour des algorithmes de routage élémentaires [52]. L'étude montre que les performances peuvent être radicalement différentes et qu'il est donc important de bien définir le cadre d'applications et de simulations.

2.4.2 Les différents modèles existants

Le routage épidémique est sans doute celui qui à été le plus étudié. Les travaux de Small et Haas [26] étudie d'une part le routage épidémique grâce à une modélisation en chaîne de Markov à temps continu et d'autre part *Vaccine*, le processus de diffusion de paquet-vaccin déjà explicité précédemment. L'intégration du processus *Vaccine* au modèle permet d'étudier les performances globales du routage épidémique couplé avec *Vaccine* et donc le gain apporté par ce dernier.

Une analyse de l'épidémie est aussi menée dans une étude de Kurose, Towsley et Neglia [53]. Cette étude se différencie de la précédente par l'approche qui est faite. Il utilise non pas un modèle en chaîne de Markov mais un modèle fluide en équation différentielle. Ces travaux étudient aussi des schémas de routage proches de l'épidémique comme le routage à deux sauts et le routage à deux sauts à réplication contrainte. Ce dernier correspond au routage *Spray and Wait* non binaire. Dans ces deux études, outre l'analyse du délai d'acheminement, un effort d'analyse est porté sur le remplissage des buffers des nœuds du réseau.

Enfin, l'analyse du routage épidémique a aussi été abordée par Khouzani, Sarkar et Altman dans [54]. Dans leur étude, les auteurs attaquent le problème du coût du contrôle de la dissémination vis-à-vis du gain de performances engendrés. Ils décrivent ainsi un problème d'optimisation dont la solution correspond au contrôle optimal en fonction de la stratégie adoptée. Ce thème avait été abordé quelques années auparavant dans [55] mais de manière empirique uniquement.

Avec une approche encore différente E. Altman s'est intéressé à la modélisation dans les *DTN* à l'aide de la théorie des jeux. Ce type d'approche est actuellement introduite dans un certain nombre de domaine et permet de résoudre quelques problématiques de manière originale. Dans cette étude [56], l'auteur étudie de manière très théorique les performances du routage à deux sauts de manière probabiliste dans une

première partie succincte puis étend son étude au cadre de la théorie des jeux pour s'intéresser plus longuement à l'équilibre du système et à la recherche d'optimaux.

Des travaux différents ont été menés et abordent la modélisation de la consommation énergétique du routage. Une étude d'E. Altman [57] cherche par exemple à optimiser le choix des temps d'émission pour augmenter la durée de vie d'un réseau *DTN* formé de nœuds limités en énergie. Une autre étude de ce chercheur [58] tente de trouver la valeur optimale de la probabilité de réplication d'un message afin d'optimiser à la fois le délai et la consommation d'énergie nécessaire. Le routage de base est un routage de type épidémique paramétré par cette probabilité de transmission

Plus récemment, des travaux de modélisation sont apparus. Le routage p - q qui est une variante du routage épidémique a ainsi été introduit et modélisé par Matsuda et Takine [48]. Ce routage consiste à modifier légèrement le routage épidémique en introduisant une probabilité de copie du message lors d'un contact entre deux nœuds. Cette probabilité est alors différenciée selon si le contact a lieu avec le nœud source du message (probabilité p) ou entre deux nœuds quelconques du réseau (probabilité q). Le routage épidémique se retrouve en prenant les valeurs $p = q = 1$. Le routage à deux sauts correspond lui aux valeurs $p = 1, q = 0$. Le couple $p = q = 0$ correspond lui au routage Wait qui n'est pas un routage au sens propre puisque la source attend de rencontrer la destination. Cette étude introduit ce routage et étudie ses performances en fonction des paramètres p et q en reprenant la modélisation en chaîne de Markov comme l'avait introduit la première étude. L'hypothèse d'homogénéité du réseau est aussi faite.

Des travaux de modélisations qui se différencient par le cadre d'application ont aussi vu le jour très récemment. C'est le cas par exemple des travaux de Spyropoulos [59] qui étudie le routage épidémique sans adopter l'hypothèse d'homogénéité du réseau. L'étude présente le développement d'une chaîne de Markov permettant d'appréhender l'hétérogénéité du réseau ainsi qu'un ensemble d'approximations mathématiques permettant de donner des bornes plus ou moins proches du délai d'acheminement. Cet axe de recherche correspond à celui que nous avons développé et qui est présenté dans la deuxième partie de ce manuscrit.

2.5 Conclusion

La première partie des différents protocoles de routage développés se sont focalisés tout d'abord sur les réseaux aléatoires en développant des algorithmes probabilistes. Une autre partie regroupe quant à elle des algorithmes qui se sont intéressés au contextes plus réalistes que sont les réseaux sociaux et véhiculaires. Enfin, certaines propositions proposent des concepts nouveaux en rapport avec la gestion de l'énergie, la gestion des ressources de stockage ou l'optimisation de la capacité d'émission. Cependant, aucun protocole n'a véritablement abordé le cas des réseaux satellitaires ou plus généralement des réseaux quasi-déterministes. Ce genre de réseau constitue un nouveau cadre d'application avec des problématiques particulières très différentes de celles retrouvées dans les réseaux sociaux. Il n'est ainsi pas possible d'appréhender ce type de réseau avec les propositions de routage existantes. La première partie de ce travail se concentre sur ce contexte réseau.

Première partie

Étude pratique d'un réseau quasi-déterministe satellitaire et définition d'un protocole de routage DTN adapté

Caractérisation du réseau étudié

Sommaire

3.1	Contexte	32
3.2	Les éléments du système en détail	32
3.2.1	Scenario d'application pour le système défini	33
3.3	Analyse du réseau	34
3.3.1	Les connexions entre relais terrestres	34
3.3.2	Analyse du degré des nœuds du réseau	36
3.3.3	Analyse de la disponibilité et des temps de connexion entre relais	38
3.4	Utilisation d'un routage <i>MANET</i>	40
3.4.1	Évolution du temps de disponibilité d'une route <i>MANET</i> . . .	41
3.5	Caractéristiques nécessaires à un routage performant dans ce système	44
3.6	Conclusion	46

La première partie de cette thèse s'articule autour d'un type de réseau particulier lié au contexte satellitaire. Cette partie comporte trois chapitres : le premier décrit l'objectif de l'étude de manière générale puis se concentre sur la description et l'analyse du réseau étudié. Le second chapitre explicite l'algorithme de routage *DTN* développé comme solution au problème étudié et présente les premières évaluations du protocole. Enfin, le troisième chapitre de cette partie évalue de manière plus avancée ce protocole de routage et s'intéresse à l'impact de la constitution du réseau.

3.1 Contexte

Le réseau que nous étudions dans cette partie est un réseau mixte comportant un segment sol et un segment spatial c'est à dire un ensemble de relais terrestres et une constellation de satellites. Le choix du cadre d'étude a été décidé en accord avec *Thales Alenia Space* et le *CNES* qui financent ces travaux. Le segment spatial est composé par des satellites *LEO (Low Earth Orbit)* de la constellation *Orbcomm*. Le segment sol, quant à lui, constitue le paramètre variable du réseau. Il est ainsi possible de considérer différents ensembles de relais répartis sur Terre. L'impact de ce choix est discuté et analysé tout au long de cette partie.

Le réseau étudié présente des caractéristiques fortes liées à la présence des satellites. En effet, il y règne un fort déterminisme (positions relatives des satellites et des relais terrestres). Ce fort déterminisme apparent est à contraster avec l'indéterminisme lié au trafic entre les hôtes du réseau. En effet, rien ne permet de prédire le trafic échangé puisqu'il sera lié aux demandes des utilisateurs. De plus, ce système doit être dimensionné avec des contraintes de fiabilité ce qui augmente le poids de l'indéterminisme du trafic. A cet indéterminisme du trafic s'ajoute l'indisponibilité des liens. Ces derniers peuvent être indisponibles pour diverses raisons : mauvaise réception passagère entre le satellite et le relais terrestre, panne d'un élément, file d'attente de traitement pleine, ... Ainsi, si le déterminisme pousse vers une solution de routage de type pré-calculé, Contact Graph Routing par exemple [14], l'indéterminisme évoqué constitue la limite de ces approches et laisse penser qu'une solution de type *DTN* peut être intéressante. Ce type de solution permet d'une part d'éviter la contrainte de calcul imposée par un routage précalculé [60] et d'autre part de profiter des avantages liés à la technologie *DTN*. Un routage de type *MANET* pourrait aussi être pressenti puisque le réseau présente une certaine stabilité. La justification de l'utilisation de la technologie *DTN* est développée en différentes parties représentant le cheminement logique suivi pour aboutir à cette affirmation. Dans la partie 3.5, nous irons au delà de la question en définissant une idée de routage *DTN* qui répondrait à la problématique.

3.2 Les éléments du système en détail

Le réseau est formé de deux parties. L'ensemble des satellites formant la constellation *Orbcomm* et un ensemble de relais terrestres.

La constellation Orbcomm

La constellation *Orbcomm* est constituée de 35 satellites répartis en 6 plans orbitaux. Les détails de leurs caractéristiques sont donnés dans le Tableau 3.1 :

Table 3.1 – Caractéristiques des orbites de la constellation *Orbcomm*.

Orbite	Plans orbitaux	Satellites par plan	Altitude	Inclinaison	Longitude du nœud ascendant
Orbite basse n°1	3	8	827 km	45°	0°, 90° et 180°
Orbite basse n°2	1	7	827 km	45°	270°
Orbite polaire	1	2	744 km	70°	0°
Orbite polaire rétrograde	1	2	833 km	108°	0°

Les relais terrestres

Les relais terrestres forment la partie paramétrable du système. En effet, il est possible de choisir le nombre et la répartition de ces derniers. Il est difficile de dire s'il existe une configuration optimale. Cependant, il est intéressant d'évaluer l'impact de la configuration des relais terrestres sur les caractéristiques intrinsèques du réseau (répartition des temps de contact/inter-contacts inter nœuds, degré des nœuds, ...). Afin de rester dans la généralité et de ne pas prendre de configuration particulière nous optons tout d'abord pour une répartition uniforme des relais terrestres. Ceux-ci sont placés au centre d'une zone de 30° de côté, Figure 3.1. Une analyse plus détaillée de la connectivité en fonction de la position des relais terrestres est présentée dans la dernière partie de ce chapitre. Le système *Orbcomm* réel, actuellement déployé, comporte dix-huit relais terrestres répartis sur l'ensemble de la Terre [61].

3.2.1 Scénario d'application pour le système défini

Les satellites du réseau ne comportent pas de lien inter-satellites (ISL). Ce type de constellation de satellites en orbite basse a été développé pour des applications de transfert de messages courts (< 1kB). Il ne permet pas et n'a pas pour but le support d'application temps réel ou inélastique. En effet, sans ISL les satellites ne forment pas un sous-réseau complètement maillé permettant des délais d'acheminement très courts comme c'est le cas par exemple avec la constellation Iridium [62]. Ainsi, ce type de topologie est utilisé pour des applications de transfert de messages comme le mail par exemple ou pour du transfert de fichiers ou de données.

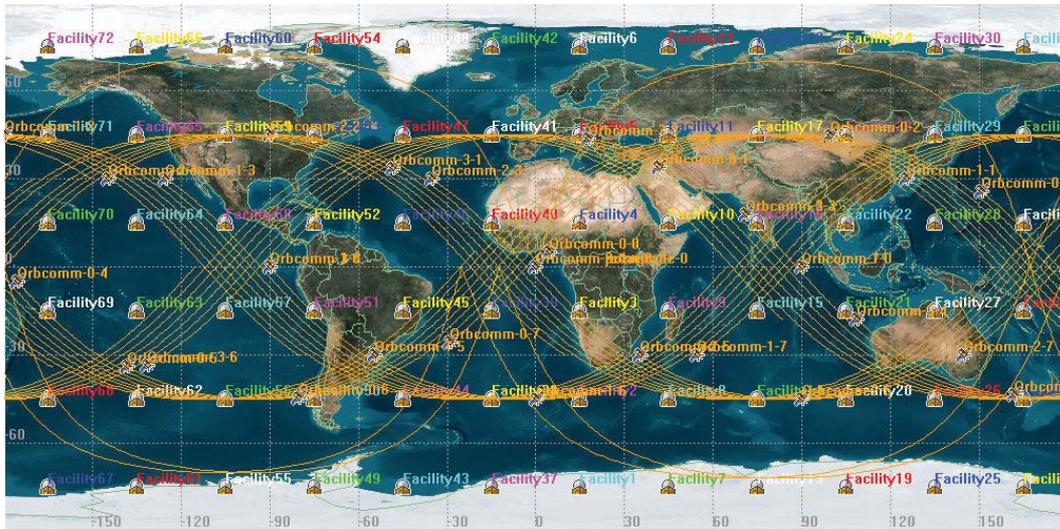


Figure 3.1 – Positionnement des relais terrestres et trajectoires des satellites.

3.3 Analyse du réseau

Cette partie est consacrée à l'analyse du réseau en considérant la répartition uniforme des relais terrestres précédemment explicitée. La constellation de satellites n'a pas été définie pour présenter une périodicité courte. Ainsi, sa période au sens strict n'a pas réellement d'intérêt puisqu'elle s'évalue en années. Le système n'est donc pas véritablement périodique. Il est de ce fait difficile de déterminer une durée optimale pour la trace de connexions à analyser. Cependant, sans être strictement périodique l'état du système et la position des satellites se répète assez rapidement. Nous avons choisi une fenêtre temporelle de 16 jours (du 1 mars 2010 au 15 mars 2010 inclus) pour analyser le réseau. Cette durée est suffisante pour avoir des résultats corrects et ne pas considérer d'événements particuliers. Elle est de plus suffisamment "courte" pour que les temps de calcul et l'espace de stockage nécessaire soient raisonnables.

3.3.1 Les connexions entre relais terrestres

Avant de mener des analyses sur le réseau il convient de préciser les hypothèses de connexions entre les différents nœuds du réseau. Pour ce qui concerne les satellites, l'angle d'élévation minimal considéré est de 8° . Ce paramètre a un impact direct sur les temps de connexions entre satellites et relais terrestres. Les satellites sont de plus considérés sans stockage à bord. Un satellite ne peut donc pas transporter des données reçues d'un relais pour les transmettre à un autre relais lors d'un contact avec celui-ci. Il est important de souligner que le système que nous considérons ne reprend pas les hypothèses de fonctionnement du système *Orbcomm* actuel mais utilise seulement sa constellation de satellites. Le fonctionnement de notre système est par conséquent différent du modèle original d'*Orbcomm* mais reste envisageable grâce au nombre plus conséquent de relais terrestres. Cette hypothèse définit le type de transmission

considéré dans le réseau. En effet, l'absence de stockage au niveau des satellites fait que les relais terrestres ne peuvent communiquer que lorsqu'ils ont un satellite commun en visibilité. Il s'agit d'une communication par bond entre relais terrestres dans laquelle les satellites tiennent le rôle de liens comme présenté en Figure 3.2. Ces liens sont soit disponibles soit indisponibles. Lorsque deux relais n'ont aucun satellite commun en visibilité on dira que le lien entre ces deux relais n'est pas disponible. On ne différenciera donc pas ce lien en fonction du satellite utilisé pour le rendre disponible.

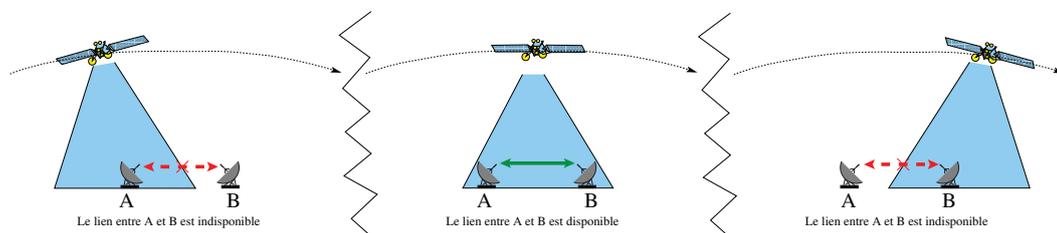


Figure 3.2 – Principe de connexion entre les relais terrestres.

Dans ce contexte, les relais terrestres font à la fois office d'émetteurs et de récepteurs de données. On peut néanmoins considérer qu'un relais terrestre centralise les données d'un ensemble d'utilisateurs du système localisé dans la proximité géographique du relais. La connexion au sol entre utilisateurs et relais peut également se faire grâce à la technologie *DTN*. On peut par exemple imaginer la mise en place d'un réseau de type mules de données de manière similaire au système développé dans le projet *KioskNet* [63], permettant de connecter des villages ruraux isolés du monde moderne.

L'ensemble des données du système est par conséquent intégralement contenu dans les relais terrestres. Ce contexte d'utilisation du réseau est illustré dans la Figure 3.3.

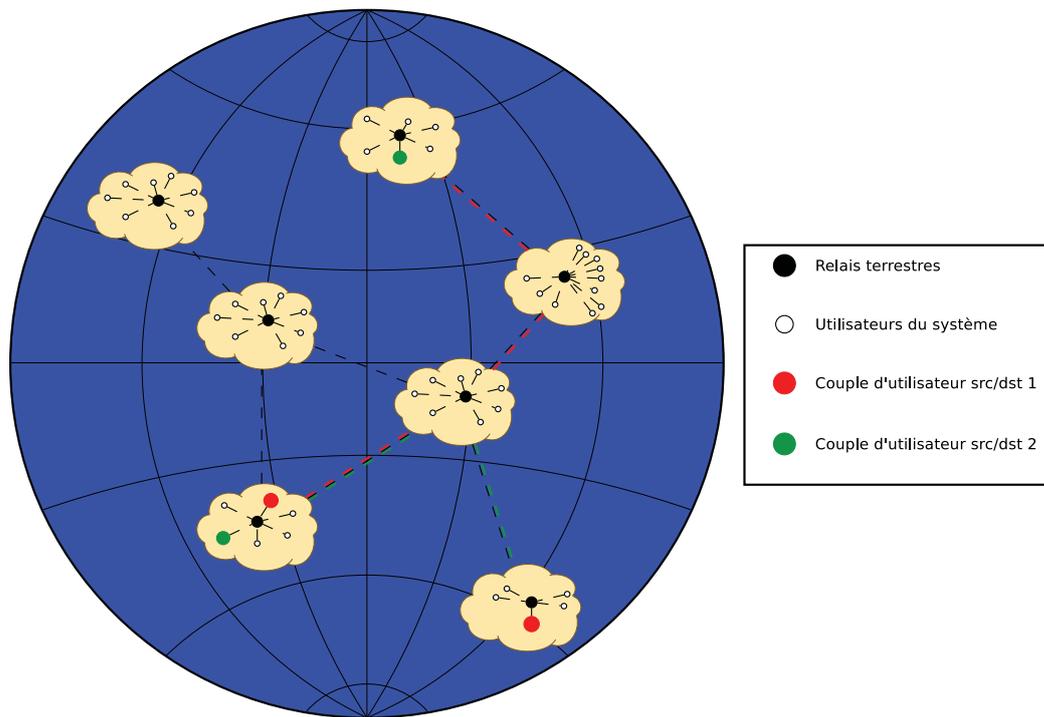


Figure 3.3 – Scenario d'utilisation du système.

3.3.2 Analyse du degré des nœuds du réseau

La première analyse effectuée se concentre sur le degré des nœuds du réseau. Le degré se définit comme le nombre de voisins avec lesquels un nœud est en contact. Le degré de connexion pour un satellite est le nombre de relais terrestres qu'il a en visibilité. De manière analogue, le degré de connexion pour un relais terrestre est le nombre de satellites qu'il a en visibilité.

L'analyse des degrés permet de diviser chaque partie du réseau de la manière suivante : l'ensemble des satellites peut être découpé en 3 groupes :

- S1 formé par les 31 premiers satellites (3 orbites de 8 satellites et 1 de 7 satellites) ;
- S2 formé par les 2 satellites de l'orbite polaire ;
- S3 formé par les 2 satellites de l'orbite rétrograde.

L'ensemble des relais terrestres peut aussi être découpé en 3 groupes :

- G1 formé par les relais terrestres des bandes polaires ;
- G2 formé par les relais des bandes tropicales ;
- G3 formé par les relais des bandes équatoriales.

Ce découpage est représenté en Figure 3.4. Les relais sont numérotés de 35 à 106.

Le degré est dépendant du temps ce qui permet de définir le degré moyen, le degré minimum et maximum. Un satellite ayant un degré moyen de 2 signifie que ce satellite est en moyenne connecté avec deux relais terrestres. Les résultats sont regroupés dans la Table 3.2.

106	100	94	88	82	76	40	46	52	58	64	70	G1
105	99	93	87	81	75	39	45	51	57	63	69	G2
104	98	92	86	80	74	38	44	50	56	62	68	G3
103	97	91	85	79	73	37	43	49	55	61	67	G3
102	96	90	84	78	72	36	42	48	54	60	66	G2
101	95	89	83	77	71	35	41	47	53	59	65	G1

Figure 3.4 – Positionnement des relais terrestres et groupes d'appartenance.

Table 3.2 – Évaluation du degré par groupe.

Groupe	Degré	Écart-type	Min	Max	Degré \neq 0	Écart-type
S1	1.77	10^{-7}	0	4	99.98%	10^{-11}
S2	2.33	10^{-7}	0	6	99.78%	0
S3	2.74	10^{-7}	0	6	99.99%	0
G1	0.20	10^{-8}	0	2	21%	10^{-8}
G2	1.40	10^{-7}	0	3	95%	10^{-7}
G3	1.11	10^{-7}	0	4	85%	10^{-7}

On peut tout d'abord remarquer que les satellites sont quasiment tout le temps connectés à au moins un relais terrestre. Les relais terrestres des pôles sont beaucoup moins souvent connectés à la constellation. Cela s'explique facilement du fait que seuls les satellites des groupes S2 et S3, soit 4 satellites, balaient cette zone. Pour les relais des groupes G2 et G3 la proportion du temps de connexion est de l'ordre de 90%. La différence entre ces deux groupes s'explique par l'analyse des trajectoires des satellites du groupe S1. En effet, comme le montre la Figure 3.1, les zones tropicales se trouvent sur l'arrondi des trajectoires projetées sur Terre de ces satellites. Le temps de visibilité est donc supérieur à celui des relais situés dans la zone équatoriale. Pour avoir une vision plus détaillée de la répartition du degré des relais terrestres nous avons effectué l'analyse en plaçant des relais terrestres tous les 5°. Les résultats de l'analyse correspondante sont présentés en Figure 3.5.

Le degré des relais terrestres est ainsi directement corrélé à leur localisation. Ce degré est compris entre 0.2 et 2.5. On remarque que la répartition sur le globe fait apparaître des bandes d'équi-degré moyen. Cette observation confirme la symétrie de révolution que présente le système due à la rotondité de la Terre. L'observation détaillée confirme aussi le découpage possible en trois groupes des relais terrestres de la configuration précédente.

Les résultats présentés sur la Figure 3.6 montrent l'évolution du degré instan-

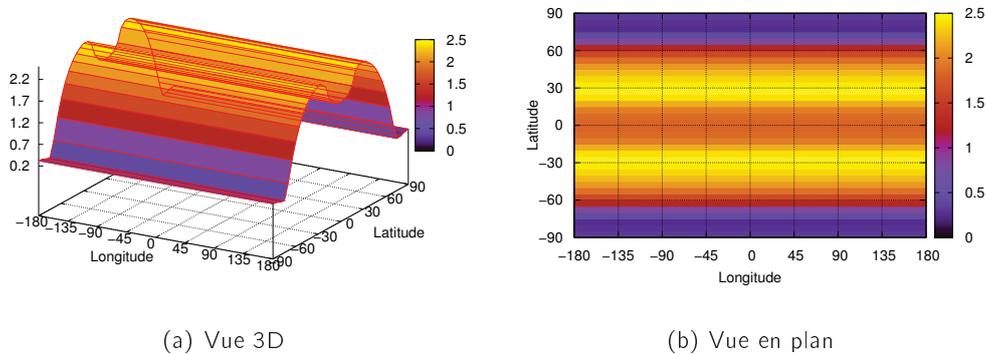


Figure 3.5 – Distribution du degré des relais terrestres en fonction de leur position.

tané pour un nœud de chacun des groupes pendant une période de 20 000 secondes (soit environ 6 heures). Cette illustration donne une idée de l'évolution du degré des nœuds et précise le tableau récapitulatif 3.2 limité aux valeurs moyennes, minimales et maximales.

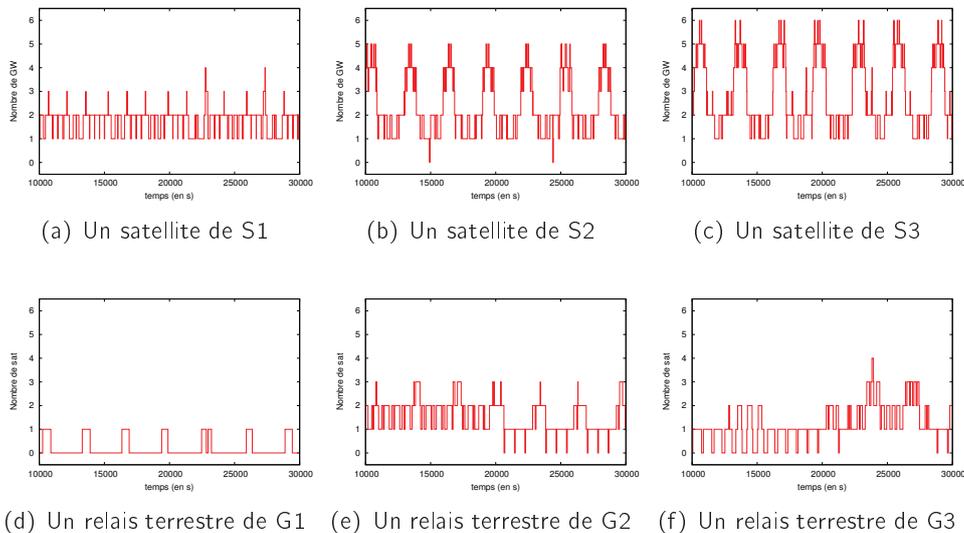


Figure 3.6 – Évolution du degré instantané pour un nœud de chaque groupe.

3.3.3 Analyse de la disponibilité et des temps de connexion entre relais

En adoptant les hypothèses de connexions explicitées en section 3.3.1, cette partie a pour but d'analyser les connexions inter-relais. Deux relais sont en contact si ils ont au moins un satellite commun en visibilité. La constellation de satellites peut ainsi être vue comme un ensemble de liens qui va connecter de manière intermittente des paires de relais terrestres. On s'intéresse ici au temps de contact et d'inter-contacts

entre relais terrestres ainsi qu'à la diversité des contacts pour chacun des relais. Pour un relais donné, la diversité se définit comme le nombre de relais voisins différents directement atteignables. Cette analyse s'appuie sur la répartition en groupes des relais, effectuée dans l'analyse des degrés en Section 3.3.2.

Comme déjà remarqué, le système présente une symétrie de révolution dû à la rotondité de la Terre. Ainsi, comme pour la répartition du degré, le schéma des relais voisins atteignables est le même pour des relais ayant la même latitude. La Figure 3.7 présente l'ensemble des relais atteignables pour un relais de chaque groupe. Ces motifs sont de plus symétriques par rapport à l'équateur comme le montre cette figure avec l'exemple des relais 38 et 91 appartenant tous deux au groupe G3.

106	100	94	88	82	76	40	46	52	58	64	70
105	99	93	87	81	75	39	45	51	57	63	69
104	98	92	86	80	74	38	44	50	56	62	68
103	97	91	85	79	73	37	43	49	55	61	67
102	96	90	84	78	72	36	42	48	54	60	66
101	95	89	83	77	71	35	41	47	53	59	65

Figure 3.7 – Schémas des nœuds voisins directement atteignables.

La Figure 3.7 semble indiquer que la connectivité apparente est relativement forte. En effet, de nombreux nœuds sont directement connectés. La diversité des relais est de 5 pour les relais du groupe G3, de 12 pour les relais du groupe S2 et de 15 pour les relais du groupe G1. Il est important de quantifier la disponibilité de chacun de ces liens pour pouvoir qualifier plus précisément cette impression de forte connectivité que donne le réseau. La disponibilité, D , se définit comme la proportion du temps pendant laquelle deux relais terrestres sont en contact direct. On peut l'écrire de la manière suivante :

$$D = \frac{\text{Durée de contact}}{\text{Durée totale}} = \frac{\text{Durée de contact}}{\text{Durée de contact} + \text{Durée d'inter-contacts}}$$

La disponibilité est une valeur moyenne. Il est intéressant d'analyser la distribution de ces temps de contact et d'inter-contacts.

Les Tableaux de la Table 3.3 récapitulent la disponibilité de chacun des liens représentés dans la Figure 3.7 en conservant le code couleur utilisé. Les valeurs de disponibilité des autres liens se déduisent directement par translation et symétrie.

On peut remarquer que la disponibilité maximale des chemins directs dans cette configuration est de 52%. Cela signifie que les relais correspondant à ces liens sont connectés pendant en moyenne 52% du temps. Il y a aussi des chemins directs plus

Table 3.3 – Disponibilité des liens D .

Lien	Disponibilité
35-41	15%
35-71	15%
35-47	9%
35-77	9%
35-53	5%
35-83	5%
35-36	3%
35-42	2%
35-72	2%
35-59	1.6%
35-89	1.6%
35-48	0.2%
35-78	0.2%
35-65	0.1%
35-95	0.1%

Lien	Disponibilité
54-60	52%
54-48	52%
54-55	22%
54-53	3%
54-59	2%
54-61	2%
54-47	2%
54-49	2%
54-41	0.2%
54-65	0.2%
54-42	0.01%
54-66	0.01%

Lien	Disponibilité
38-39	22%
38-44	20%
38-74	20%
38-37	11%
38-45	2%
38-75	2%

Lien	Disponibilité
91-90	22%
91-85	20%
91-97	20%
91-92	11%
91-84	2%
91-96	2%

faiblement disponibles (environ 20 %) et des chemins très faiblement disponibles (de l'ordre de 5%). On remarque aussi qu'il y a de nombreux chemins avec une disponibilité très faible. Cela signifie que le contact n'est disponible que très épisodiquement, pour une configuration du réseau bien particulière qui se produit régulièrement mais rarement. La disponibilité qui est une valeur moyenne n'est donc pas suffisante pour caractériser les contacts entre les relais terrestres. La répartition des temps de disponibilité et d'indisponibilité des chemins est importante pour les caractériser plus finement. Elle peut de plus être dimensionnante pour certaines applications. L'évolution temporelle de la disponibilité de certains liens ainsi que la distribution des temps de contacts et d'inter-contacts sont représentées respectivement dans la Figure 3.8 et la Figure 3.9. Nous considérons un ensemble de liens représentatifs entre relais de groupes différents et relais de même groupe.

On remarque sur la Figure 3.8 que la disponibilité des chemins directs présente une forte régularité. Les courbes de distribution de la Figure 3.9 montrent que les temps d'inter-contacts sont regroupés autour d'une ou deux valeurs particulières et que les temps de contacts sont dans l'ensemble centrés autour d'une valeur moyenne. Cette apparente régularité dans les contacts est une conséquence directe de la périodicité du mouvement des satellites.

3.4 Utilisation d'un routage MANET

Les premières analyses donnent l'impression que les nœuds du réseau sont globalement bien connectés. En effet, les relais sont en contact de manière régulière et

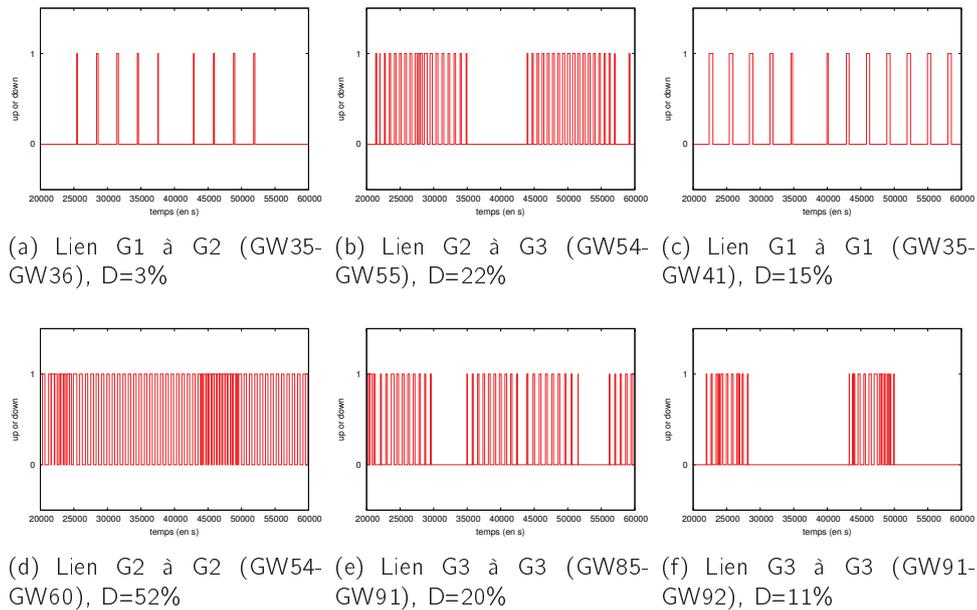


Figure 3.8 – Évolution de la disponibilité de certains liens entre relais de différents groupes et de même groupe.

possèdent une certaine diversité de contacts. Il est donc raisonnable de penser qu'un routage de type *MANET* pourrait s'appliquer à ce type de réseau.

Le but de cette section n'est pas de mener une étude de performance ou d'optimisation de routage *MANET* sur le système. Nous nous intéressons seulement à la durée de vie qu'aurait une route de type *MANET* pour confirmer ou non si un tel routage est envisageable.

Une route *MANET* est dite disponible si toutes les portions élémentaires qui la constituent le sont. Une route entre deux relais terrestres est constituée de plusieurs relais intermédiaires. Chaque lien liant les différents relais intermédiaires doit être disponible pour que la route globale soit également disponible.

3.4.1 Évolution du temps de disponibilité d'une route MANET

Dans cette partie, nous évaluons le temps de disponibilité de routes *MANET* particulières. Bien que les résultats présentés ne soient pas exhaustifs, ils sont suffisants pour affirmer qu'un tel routage n'est pas adapté à ce type de réseau.

L'évaluation se concentre sur trois routes caractéristiques qui sont les suivantes :

- Route N° 1 :
relais54–relais55–relais56
- Route N° 2 :
relais54–relais60–relais66
- Route N° 3 :
relais81–relais87–relais93–relais92 (Espagne-Costa Rica)

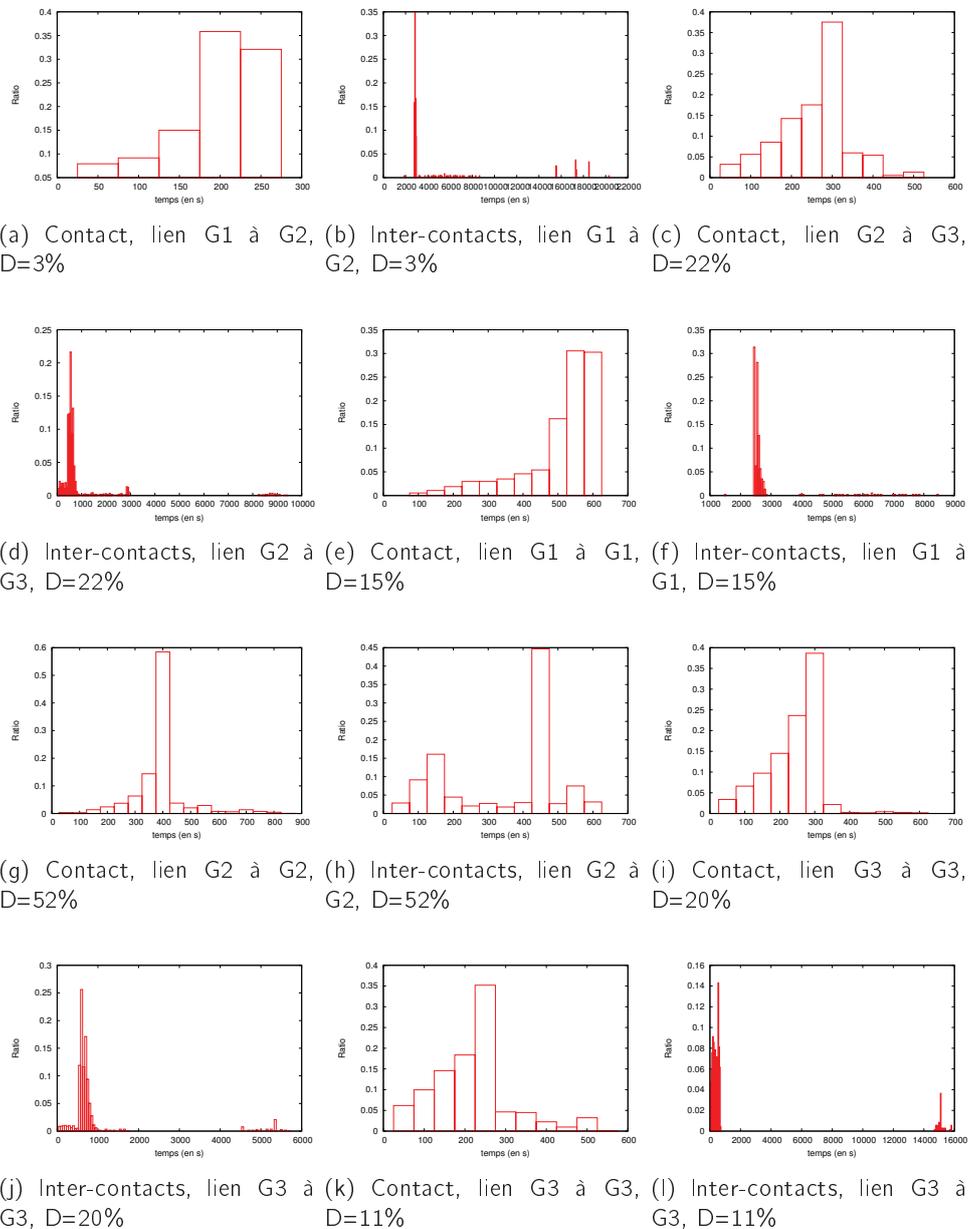


Figure 3.9 – Distribution des temps de contact et d'inter-contacts des liens considérés en Figure 3.8.

La route 1 est formée de deux liens. Elle a été choisie car elle représente une des routes la plus courte possible dans laquelle chaque lien a le taux de disponibilité le plus élevé du réseau (52%). La disponibilité de la route globale sera donc au plus 52%. Cette route est choisie pour avoir une disponibilité élevée. Les résultats de l'analyse sont présentés en Figure 3.10

On observe une certaine régularité dans l'évolution de la disponibilité de la route.

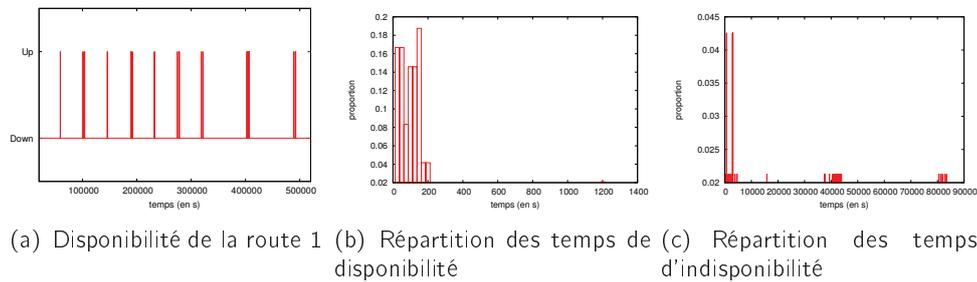


Figure 3.10 – Analyse de disponibilité de la route 1.

La répartition de la durée de disponibilité a une allure uniforme alors que la répartition de la durée d'indisponibilité présente plusieurs pics autour de certaines valeurs. La route 1 est disponible 20% du temps environ. Le temps moyen de disponibilité est de 216 secondes et celui d'indisponibilité est de 964 secondes. Ces résultats sont plutôt satisfaisants. On constate que la route est souvent disponible. En revanche, le temps moyen de disponibilité est assez faible ce qui signifie que pour mettre en contact les relais 54 et 56 il faudra souvent changer de route ou que la connexion de ces deux relais, bien que proche géographiquement, ne sera possible que 20% du temps.

La seconde route considérée est aussi une route à deux liens mais de disponibilité respectives de 22% et 11%. Cette route est a priori moins performante que la première puisque sa disponibilité globale sera inférieure à 11%. Les résultats de l'analyse de cette route sont présentés en Figure 3.11.

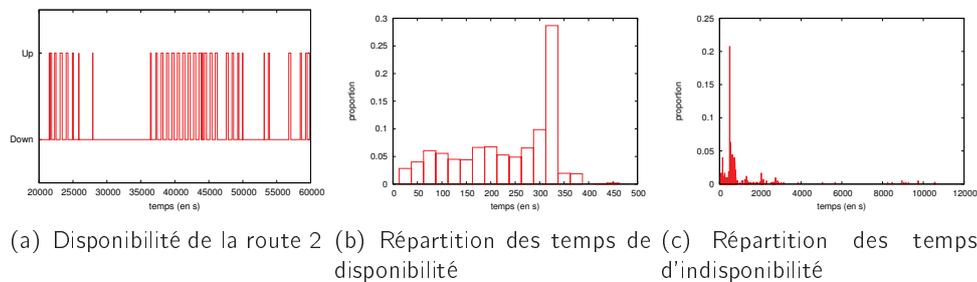


Figure 3.11 – Analyse de disponibilité de la route 2.

On observe comme pour la route 1 une certaine régularité et une distribution du même type avec des valeurs différentes. Cependant, la route 2 n'est disponible que 0.5% du temps environ. Le temps moyen de disponibilité est de 107 secondes et celui d'indisponibilité est de 25061 secondes. Cette route est d'une part rarement disponible et d'autre part disponible pour de courtes durées. Cette route se montre elle aussi courte puisqu'elle ne comporte que deux sauts mais est néanmoins très peu disponible globalement. L'analyse de cette route qui devrait présenter une disponibilité maximale montre que pour connecter les relais 54 et 66, un routage de type *MANET* devra être capable de mettre à jour la route entre ces deux relais très fréquemment.

Le routage *MANET* semble déjà ne pas être un routage adapté à ce réseau. Pour

valider cette première remarque nous analysons la troisième route proposée.

Cette route 3 représente une route entre l'Espagne et le Costa Rica. Elle est composée de 3 liens de disponibilités respectives de 52%, 52% et 22%. Sa disponibilité maximale au sens *MANET* sera donc de 22%. L'analyse de cette route est présentée dans la Figure 3.12.

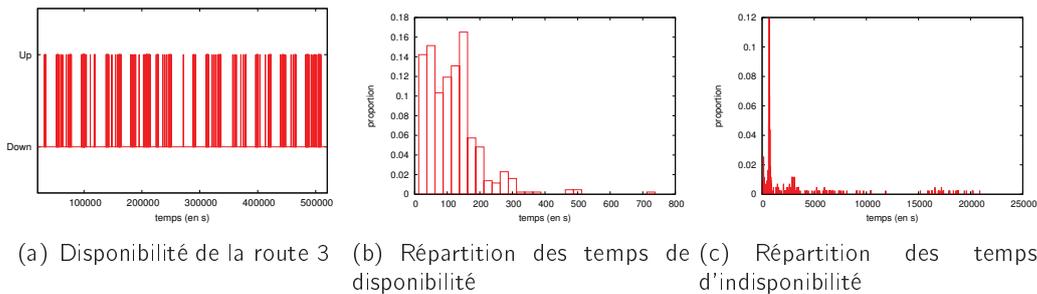


Figure 3.12 – Analyse de disponibilité de la route 3.

Les résultats présentés en Figure 3.12 nous montrent des caractéristiques similaires aux résultats obtenus sur les routes 1 et 2. Cette route présente une disponibilité moyenne de 5% avec un temps moyen de contact de 102 secondes et un temps moyen d'indisponibilité de 2650 secondes. Cette route a une durée de disponibilité courte ce qui signifie que la route utilisée pour mettre en contact les relais 81 et 92 devra être mise à jour très fréquemment sans quoi ces relais ne pourront être mis en contact que rarement.

Ces trois exemples montrent que même dans le cas de routes courtes utilisant les chemins les plus favorables la disponibilité moyenne des routes *MANET* est faible. De plus, les temps d'indisponibilités sont très longs. Cela signifie que le routage devra mettre ses routes à jour très souvent pour trouver une route entre deux relais terrestres. Les routages pour réseaux mobiles tels que *AODV* [64] ou *OLSR* [65] qui permettraient au système d'être tolérant aux fautes paraissent inadaptés pour ce système. Il ne semble donc pas envisageable d'opter pour une solution de type *MANET*.

Le besoin de fiabilité, l'indéterminisme du trafic échangé ainsi que celui de l'état des nœuds venant se rajouter à la précédente conclusion nous permet de justifier l'intérêt que peut apporter la technologie *DTN* sur ce réseau. En conclusion, l'utilisation d'un routage *DTN* est donc pertinent sur ce système pour atteindre les objectifs fixés.

3.5 Caractéristiques nécessaires à un routage performant dans ce système

Un routage de type *MANET* est difficilement envisageable dans ce contexte et ne semble pas présenter de véritable intérêt. Les précédentes mesures nous indiquent que le système de *store carry and forward (bundle)* utilisé dans la technologie *DTN* est pertinent. La technologie *DTN* semble ainsi être une alternative intéressante au routage pré-calculé communément utilisé dans ce contexte. De plus, comme nous

3.5. Caractéristiques nécessaires à un routage performant dans ce système 45

l'avons présenté en introduction, les routages classiques pré-calculés ne sont pas directement adaptés à un système où est introduit de l'indéterminisme et nécessitant une certaine résistance à l'erreur. La technologie alternative à utiliser est ainsi parfaitement justifiée. Il reste maintenant à s'interroger sur le type de routage à adopter. En effet, il existe un grand nombre de routages *DTN* de différents types tels que les routages purement opportunistes développés pour les réseaux *DTN* aléatoires ou les routages basés sur des métriques de réseaux sociaux. Il convient de s'intéresser à ces routages déjà développés, pour savoir s'ils peuvent être directement applicables au réseau étudié.

On peut d'ores et déjà donner quelques caractéristiques auxquelles devra répondre un routage performant sur ce système et ainsi souligner les faiblesses que peuvent présenter certaines approches développées dans les propositions existantes de protocole de routage *DTN*.

Il est important d'insister sur le fait qu'un routage purement opportuniste ne peut être optimal bien que théoriquement fonctionnel. En effet, nous opérons dans un contexte aux contraintes importantes en termes de coût des données transmises. Il est donc primordial de limiter au maximum l'*overhead* induit par le routage. Pour ce faire, il faut profiter de la connaissance *a priori* de la topologie et du fort déterminisme qui y règne. De ce fait, il n'est pas utile d'avoir une phase de découverte comme le font certains protocoles puisque les caractéristiques du réseau sont déjà connues.

Ainsi, nous proposons un routage à réplication conscient de la topologie. En effet, si l'on regarde la distribution du degré de connexion des relais terrestres en fonction de leur position sur Terre, Figure 3.5, on observe des bandes d'équi-degré. On observe ainsi des zones dans lesquelles les relais sont presque toujours en contact avec au moins un satellite. Cela implique que pour relayer les *bundles* la connaissance de la position de la destination est un atout important. En effet, pour diffuser le plus largement possible tout en essayant de limiter l'*overhead* induit, il faut diriger au mieux cette diffusion. En connaissant la position de la source et de la destination, un relais peut diriger cette diffusion en sélectionnant certains intermédiaires pour passer dans les bandes de plus fort degré ou en empruntant les liens les plus fortement disponibles. Certaines zones seront ainsi des "trous noirs" où l'on sait que les relais présents retiendront les *bundles* pendant très longtemps. Ce choix ne doit pour autant pas priver le protocole de l'exploitation d'opportunités avantageuses qui passeraient par ces zones *a priori* moins rapides. C'est dans cette opposition que s'inscrit toute la difficulté du développement d'un algorithme efficace sur une topologie quasi-déterministe. Une cartographie de la répartition spatiale de disponibilité est présentée en Figure 3.13. Sur cette figure, le point jaune central représente la zone où est situé le relais terrestre central, celui à partir duquel est effectuée l'analyse de disponibilité. Chaque surface grisée représente une zone carrée de 5° de côté. La couleur de ce carré représente le résultat de l'analyse de disponibilité entre un relais placé au centre de cette zone et le relais central (jaune). Plus le carré est sombre, plus la disponibilité entre ce relais et le relais central est forte. Les figures représentent la répartition de la disponibilité autour de deux relais placés à -90° et 90° de longitude et pour diverses latitudes du Nord au Sud et du Sud au Nord. La symétrie que présente le système autorise à ne représenter que la moitié du trajet en latitude pour chacun des relais centraux.

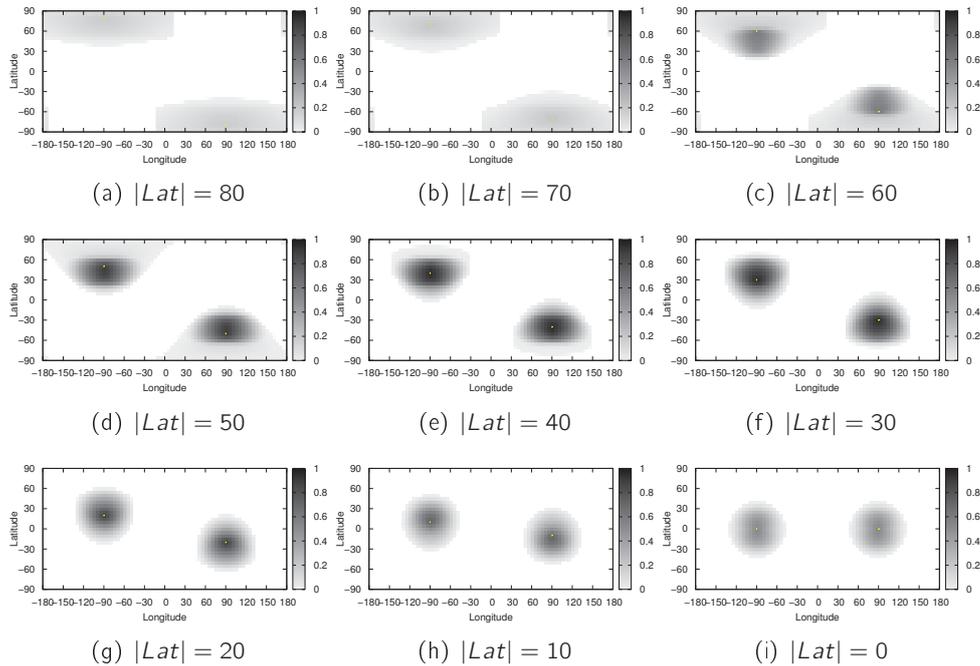


Figure 3.13 – Distribution spatiale de la disponibilité.

Le besoin de réplication du routage n'est pas discuté car il est jugé indispensable, d'une part pour l'aspect de tolérance aux fautes, d'autre part pour ne pas à avoir à déterminer un chemin particulier comme cela est fait dans le cas d'un routage pré-calculé. Il faudra cependant déterminer une stratégie efficace en termes de nombre de réplifications.

3.6 Conclusion

Un routage de type pré-calculé est optimal en termes d'*overhead* (pas de réplication) mais son utilisation reste délicate pour appréhender des événements imprévus et permettre une tolérance aux fautes. Un routage à réplication permet d'améliorer la fiabilité mais augmente l'*overhead*. Le routage proposé devra donc permettre de diriger la diffusion afin de diminuer le facteur de réplication nécessaire et ainsi limiter l'*overhead*.

Cependant, la connaissance de la distribution du degré moyen n'est pas suffisante pour qu'un relais puisse effectuer des choix de routage optimaux. Il a besoin de connaître la disponibilité des liens directs le reliant à ses voisins. Cette distribution de disponibilité peut être exploitée seule, pour choisir les meilleurs relais terrestres intermédiaires, tout en connaissant la destination finale, et ainsi optimiser l'*overhead* et la vitesse de diffusion. Elle peut aussi être utilisée en combinaison avec des informations de congestion pour permettre la pro-activité et ainsi répartir au mieux la charge sur les relais. En effet, on imagine aisément qu'un routage basique de ce type va charger principalement les relais situés dans les zones fortement couvertes. Ces intermédiaires

privilégiés risquent de devoir faire transiter une part importante des données. On risque alors de voir apparaître de fortes congestions dans ces zones. L'aspect de pro-activité est ainsi très important.

Analyse du réseau et développement de DQN

Sommaire

4.1	Introduction	50
4.2	Rappel des hypothèses considérées	50
4.2.1	Analyses des routes	50
4.3	Élaboration d'un algorithme de routage adapté	52
4.3.1	Les problématiques auxquelles s'attaque la solution de routage	52
4.3.2	Notre proposition : <i>DQN</i>	53
4.3.3	L'amélioration du délai d'acheminement de <i>DQN</i>	54
4.4	Évaluation des performances de <i>DQN</i>	58
4.5	Évaluation de <i>DQN</i> sur une topologie terrestre réduite	62
4.6	Conclusion	63

4.1 Introduction

Dans le chapitre précédent, nous avons caractérisé notre réseau d'étude afin de justifier une approche *DTN*. Cette justification de principe s'appuie sur des métriques structurelles du réseau telles que le degré et les temps d'inter-contacts. L'intérêt d'un routage *DTN* étant justifié, il reste désormais à le construire en accord avec les caractéristiques fortes du réseau considéré. Pour ce faire, nous nous intéressons à des métriques réseau telles que le nombre de sauts, la localisation des routes rapides, ... Ce chapitre est donc consacré au développement de notre solution de routage et au cheminement logique mis en œuvre pour y aboutir.

4.2 Rappel des hypothèses considérées

Nous considérons qu'il n'y a pas de stockage dans les satellites et qu'il n'y a pas de lien inter satellites (ISL). Cette hypothèse n'est pas irréaliste compte tenu du coût de la mémoire de stockage des satellites actuels. Chaque satellite peut être considéré comme un lien entre deux stations terrestres. Ce lien entre deux relais est disponible s'ils ont en visibilité un satellite commun et indisponible dans le cas contraire. Il est caractérisé par une durée de disponibilité et d'indisponibilité correspondant au temps de contact et d'inter-contact entre deux relais. Toutes les données sont supportées par les relais terrestres qui, dans nos expériences, sont émettrices et/ou réceptrices de données. Il est à noter que chaque relais terrestre a une connaissance complète de la topologie et en particulier de la position des autres relais terrestres. Il existe déjà de nombreux algorithmes de routage *DTN*, cependant ils ont été développés pour des réseaux de nœuds mobiles ayant des mouvements aléatoires ou de groupe traduisant des déplacements humains. Aucun protocole n'a pour contexte d'application préférentiel un réseau tel que notre réseau d'étude. De plus, le contexte spatial dans lequel s'inscrit notre contexte implique des contraintes fortes quant au nombre d'émissions de messages inutiles. En effet, dans le contexte spatial, une transmission satellite est très coûteuse car elle utilise une bande passante (Mhz) qui est restreinte et donc rare. Ainsi un bon algorithme de routage est un algorithme de routage minimisant le plus possible l'*overhead*. La réplication nécessaire pour garantir une certaine robustesse vis-à-vis des erreurs et pour améliorer le délai d'acheminement doit donc être précisément contrôlée et contrainte afin d'éviter le plus possible toute transmission superflue de copies de messages. Un compromis essentiel entre performance et utilisation des ressources se dégage. En termes de métriques réseau, cela se traduit par un compromis entre le délai d'acheminement du protocole de routage à développer et l'*overhead* qu'il génère.

4.2.1 Analyses des routes

Nous nous focalisons tout d'abord sur les aspects liés au routage plutôt qu'à la structure de la topologie et en particulier à l'analyse des routes dans le réseau. Cette évaluation est obligatoire pour définir de manière optimale un futur algorithme de routage adapté à ce contexte d'étude. Pour cela, nous choisissons deux relais ter-

restres représentatif, un émetteur qui génère de manière régulière et constante des messages et un récepteur en attente de données. Chacun des 162 relais utilisent l'algorithme de routage épidémique¹ pour disséminer les copies des messages dans le réseau. Nous analysons ensuite *a posteriori* les routes suivies par les différentes copies des messages en fonction de la date de génération des messages. La dissémination épidémique conduit à un nombre très important de routes possibles menant les copies d'un message de la source à la destination. Nous limitons l'analyse grâce à une borne temporelle correspondant à une valeur maximale pour le délai d'acheminement des copies. Cela limite par conséquent le nombre de routes à considérer. Suite à cette première restriction, nous ne conservons que les routes ayant les cinq délais d'acheminement les plus faibles. Ce tri permet d'obtenir cinq groupes de routes notés r_1 à r_5 . Au sein d'un même groupe, il peut y avoir jusqu'à plusieurs dizaines de routes ayant comme point commun le même délai d'acheminement. Les groupes sont triés par ordre croissant de délai d'acheminement. Ainsi une copie d'un message suivant une route du groupe r_1 a un délai d'acheminement plus court qu'une copie suivant une route de r_2 . Le résultat de cette analyse est présenté dans la Figure 4.1.

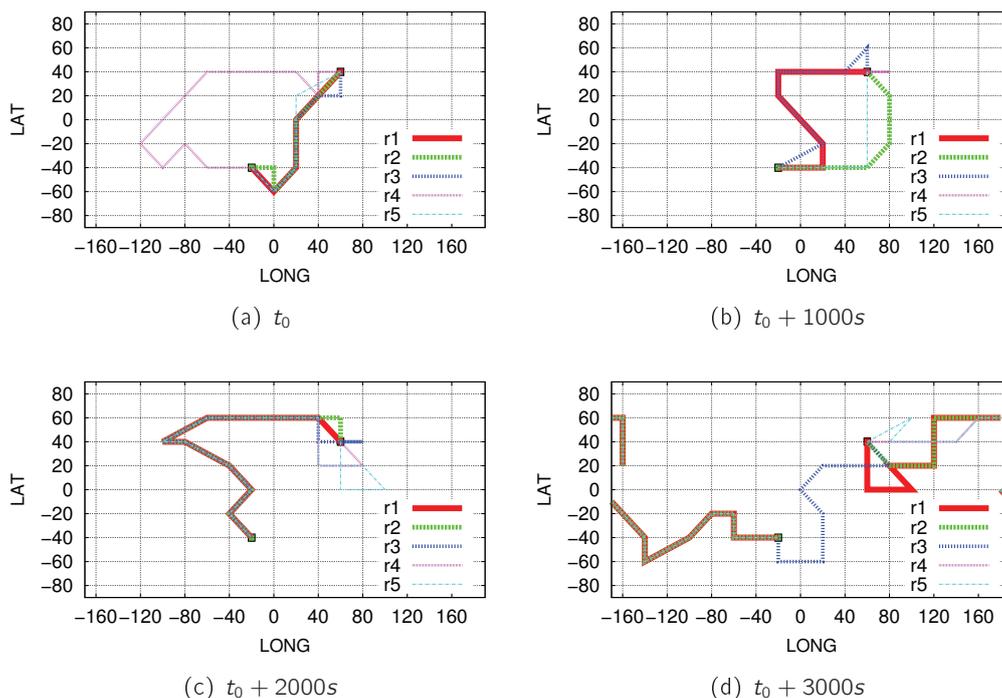


Figure 4.1 – 5 groupes de routes les plus rapides entre deux relais terrestres au temps t_0 , $t_0 + 1000s$, $t_0 + 2000s$, $t_0 + 3000s$.

La Figure 4.1 correspond à l'analyse précédemment détaillée sur un message donné. La Figure 4.1(a) présente le résultat de l'analyse pour le message généré à t_0 . Les Figures 4.1(b), 4.1(c), 4.1(d) correspondent à l'analyse sur des messages générés

1. l'épidémique est optimal en délai si aucune limitation de ressource n'apparaît. Il ne l'est pas en *overhead*

respectivement 1000, 2000 et 3000 secondes plus tard. Pour représenter un groupe de routes, nous avons tracé l'équivalent d'une route moyenne. En pratique les routes d'un même groupe sont très similaires à un ou deux relais près.

Cette analyse permet de tirer plusieurs conclusions. Tout d'abord il est important de noter la forte dépendance temporelle de la localisations des routes rapides. En effet, en 1000s qui séparent deux messages successifs analysés la localisation des routes change complètement. Il y a donc une forte dépendance temporelle dans la position des routes les plus rapides du réseau. La résilience des routes est donc assez courte. Certains tests plus approfondis ont montré qu'une route la plus rapide (route de r_1) n'appartenait à ce groupe que de quelques secondes à quelques dizaines de secondes. Passé ce délai, de nouvelles routes plus rapides apparaissent et changent par conséquent la répartition des groupes. On retrouve ainsi l'aspect de forte dynamique évoquée dans le chapitre 3 concernant le problème d'un routage de type *MANET* sur ce genre réseau. Une dernière remarque que ces analyses permettent de souligner est la forme générale des routes les plus rapides. En effet, il semble que les relais formant les routes les plus rapides sont de plus en plus proches de la destination en considérant un distance orientée vers l'est ou vers l'ouest. Ces analyses ont évidemment été conduites sur d'autres paires sources destinations. Les résultats et conclusions sont similaires c'est pourquoi nous ne rentrerons pas dans le détail de ces autres mesures.

4.3 Élaboration d'un algorithme de routage adapté

4.3.1 Les problématiques auxquelles s'attaque la solution de routage

Les analyses précédentes ainsi que les contraintes initiales que nous avons vis-à-vis de l'utilisation des ressources définissent les problèmes auxquels doit répondre notre algorithme de routage. Tout d'abord, pour être capable d'obtenir de bonnes performances il devra être capable de trouver les routes les plus rapides et ce, qu'elles présentent peu ou beaucoup de sauts intermédiaires et quelque soit leur direction. De plus nous souhaitons être robuste vis-à-vis des pertes de messages qu'il peut y avoir dans le réseau. Ces pertes peuvent être la conséquence de la congestion ou plus épisodiquement de problèmes de transmissions ou encore plus rarement de pannes matérielles du système. Ainsi, si une connexion entre deux relais terrestres devient impossible, les données doivent quand même être acheminées par une autre route même si cela se traduit par une augmentation du délai d'acheminement.

Pour répondre au problème de robustesse souhaitée, la réplication est nécessaire. Elle l'est également pour améliorer le délai d'acheminement. En effet, comme le montre l'analyse de la localisation des routes les plus rapides, celles-ci sont tantôt orientées vers l'est tantôt vers l'ouest. Dans les exemples de la Figure 4.1, les routes de r_1 sont toutes orientées vers l'est. Il faut donc au minimum deux copies d'un message pour couvrir les deux pistes et espérer réussir à prendre une des routes les plus rapides. La réplication doit cependant être extrêmement contrôlée pour respecter les contraintes d'utilisation des ressources et avoir un *overhead* minimal. De plus, la Figure 4.1 montre que les routes les plus rapides peuvent parfois faire intervenir plus de 10 relais intermédiaires. Un algorithme comme *BSW* ne serait donc pas applicable ici puisque

le nombre de saut maximal ns_{max} que peut faire un message est en relation directe avec le facteur de réplication :

$$ns_{max} = k \text{ avec } L = 2^k$$

Ainsi, pour suivre des routes comportant 10 relais intermédiaires, le facteur de réplication devrait être de 1024. Cela impliquerait la dissémination d'un très grand nombre de copies dans le réseau et par conséquent un nombre inacceptable de transmissions. Ce n'est évidemment pas envisageable pour respecter les contraintes posées. Une bonne solution serait alors de n'avoir que quelques copies d'un message dans le réseau de sorte à contrôler et contraindre le nombre de copies. Les décisions de routage des copies d'un message peuvent se baser sur l'observation issue de l'analyse précédente indiquant que les relais formant les routes les plus rapides sont généralement de plus en plus proche de la destination.

4.3.2 Notre proposition : DQN

La définition de notre algorithme de routage est fondée sur les résultats des analyses de localisation des routes les plus rapides et s'adapte aux contraintes contextuelles énoncées. Cet algorithme de routage exploite ainsi pleinement le quasi-déterminisme structurel du réseau tout en s'abstrayant des solutions purement déterministes déjà existantes. Il apporte donc un aspect de fiabilité et se présente comme une véritable alternative au routage de type pré-calculé. Nous le nommons *DQN* pour *DTN routing algorithm for Quasi deterministic Network*. Nous détaillons point par point les réponses apportées par *DQN* aux problématiques soulignées précédemment et la manière dont la réponse est apportée.

- Minimisation de l'*overhead* → nombre de copies maximum dans le réseau fixé à L. En pratique on prend souvent L=4. Seule la source génère les copies.
- Routes les plus rapides orientées est/ouest → mise en œuvre d'une direction comme attribut propre à chaque copie.
- Observations sur la forme générale des routes → adoption d'un algorithme de routage de type géographique. Une copie est transmise à un relais si et seulement si cette transmission conduit à un rapprochement de la copie vers la destination en considérant l'orientation de la copie. Si plusieurs relais correspondent au problème, le relais permettant le plus grand rapprochement de la copie est choisi.

A ces grands axes de fonctionnement s'ajoutent un ensemble de perfectionnements comme l'équi-répartition des copies orientées vers l'est ou vers l'ouest. Pour rappel seule la source d'un message génère ces copies. Les autres nœuds ont uniquement la responsabilité de faire suivre la copie sans jamais la répliquer. Pour éviter les boucles, les relais conservent un historique des messages dont ils ont été porteurs afin de ne pas accepter une copie d'un message plusieurs fois. En pratique, la direction d'un message est donnée lors de son premier saut. Si le premier relais intermédiaire est à l'est de la source le message devra suivre une route orientée vers l'est et réciproquement si le premier relais se trouve à l'ouest. Il existe une direction indéterminée dans le cas où le premier relais intermédiaire a la même longitude que la source. La différenciation

de direction s'effectue alors en fonction du relais intermédiaire suivant. Le calcul de la distance entre deux relais intermédiaires selon l'orientation du message est illustré sur la Figure 4.2.

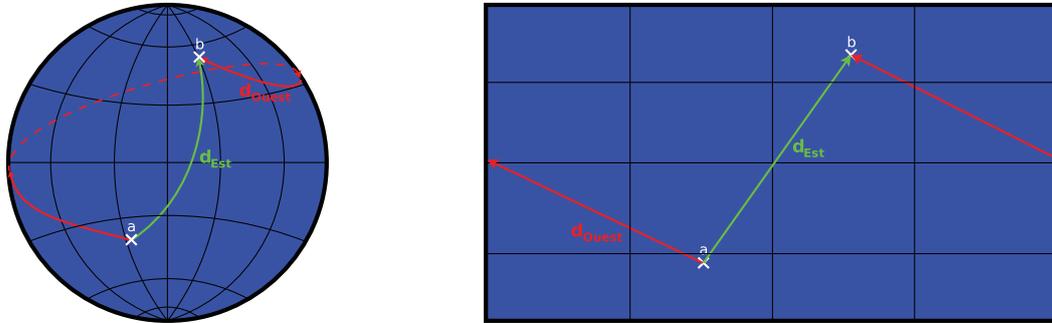


Figure 4.2 – Calcul de la distance orientée entre deux relais intermédiaires.

L'implémentation de cette première version de *DQN* répond aux contraintes énoncées. L'*overhead*, qui est la métrique la plus importante dans notre contexte reste très faible et le délai d'acheminement raisonnable. Cependant, malgré la dissémination des copies vers l'est et vers l'ouest on remarque que l'algorithme de choix de *DQN* ne parvient parfois pas à trouver les routes optimales. Le fait que la route optimale soit est ou ouest orientée n'est pas la cause du problème puisque *DQN* permet de couvrir ces deux orientations. Ainsi, en comprenant pourquoi cette première version de *DQN* ne capture pas toujours les routes les plus rapides, il devrait être possible d'améliorer le délai d'acheminement sans compromis sur l'*overhead*, c'est à dire sans augmenter la valeur du nombre de copies disséminées dans le réseau.

4.3.3 L'amélioration du délai d'acheminement de DQN

Bien que *DQN* réponde aux problèmes posés l'analyse de ses performances nous a montré que cette première version algorithmique ne parvient pas toujours à capturer les routes les plus rapides du réseau. Une analyse plus fine de la forme des routes les plus rapides et de celles suivies par les messages avec l'algorithme *DQN* nous a permis de découvrir deux phénomènes :

- Le rapprochement géographique des relais intermédiaires des routes rapides est souvent valide à un ou deux sauts près ;
- L'algorithme *DQN* fait suivre au relais intermédiaire qui se rapproche le plus de la destination mais parfois il vaut mieux se rapprocher moins pour pouvoir exploiter un relais plus intéressant par la suite.

Ces deux phénomènes nous ont conduit à une considération nouvelle. Pour permettre à *DQN* de suivre des routes présentant une exception dans la règle du rapprochement et pour permettre un rapprochement géographique plus intéressant en considérant deux sauts intermédiaires il est nécessaire de considérer un voisinage plus grand que le simple voisinage direct. Ainsi, nous introduisons la notion de voisinage indirect dans *DQN*.

4.3.3.1 Notion de voisinage indirect et algorithme de DQN

Cette notion développée pour l'élaboration de notre algorithme a été étudiée de manière concomitante par une équipe de chercheurs du laboratoire *LIP6* à Paris [66]. Leur étude aboutit à une conclusion qui concerne l'importance de considérer un voisinage étendu. Ce principe a aussi été étudié dans le contexte des réseaux véhiculaires comme solution pour éviter le problème des maximums locaux et des chemins sans issue [67]. Dans notre cas, nous considérons un voisinage à deux sauts. Le voisinage à un saut étant le voisinage direct d'un nœud du réseau. Il est possible d'étendre cette notion et ainsi de considérer un voisinage à n sauts. Une illustration du concept est présentée dans la Figure 4.3 en fonction de n pour un relais R donné. Le premier ensemble (orangé) correspond au voisinage direct de R , c'est-à-dire au voisinage à un saut.

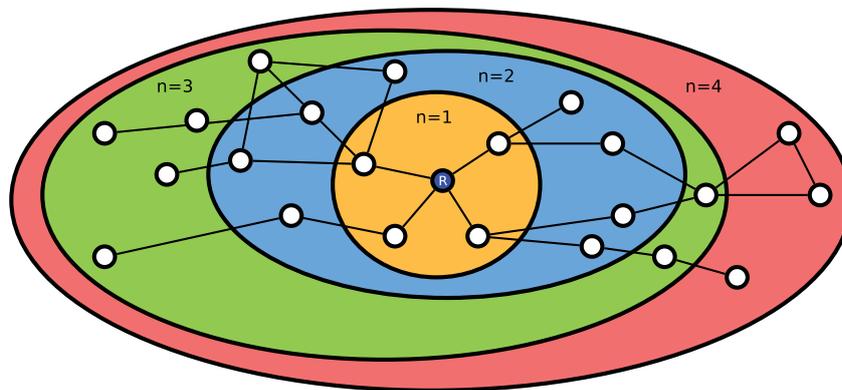


Figure 4.3 – Illustration du concept de voisinage indirect d'un relais R .

Un aspect important de la mise en œuvre du voisinage à deux sauts dans l'algorithme de *DQN* est son aspect d'instantanéité. En effet, pour construire son voisinage à deux sauts, un nœud du réseau fait une requête à ses contacts directs pour obtenir la liste des contacts actuels de ses propres contacts. Cette construction est donc dynamique. L'exploitation de ce nouveau voisinage s'intègre logiquement dans l'algorithme de *DQN* lors du choix du relais optimisant l'avancée du message vers la destination. En effet, comme le présente la Figure 4.4, un routeur R fait une requête à l'ensemble de ses contacts courants C_i pour obtenir leurs listes de contacts L_{C_i} (ligne 15 de l'Algorithme 1). Il construit ainsi la liste de son voisinage à deux sauts noté Λ . La recherche du meilleur relais possible pour rapprocher la copie d'un message se fait alors sur l'ensemble complet du voisinage à deux sauts. Comme dans la première version de l'algorithme *DQN*, si aucun relais ne satisfait la condition de rapprochement, le relais conserve la copie du message concerné et attend un futur contact opportun. L'algorithme modifié de *DQN* est décrit en pseudo-code dans l'algorithme 1 qui se base sur la Figure 4.4.

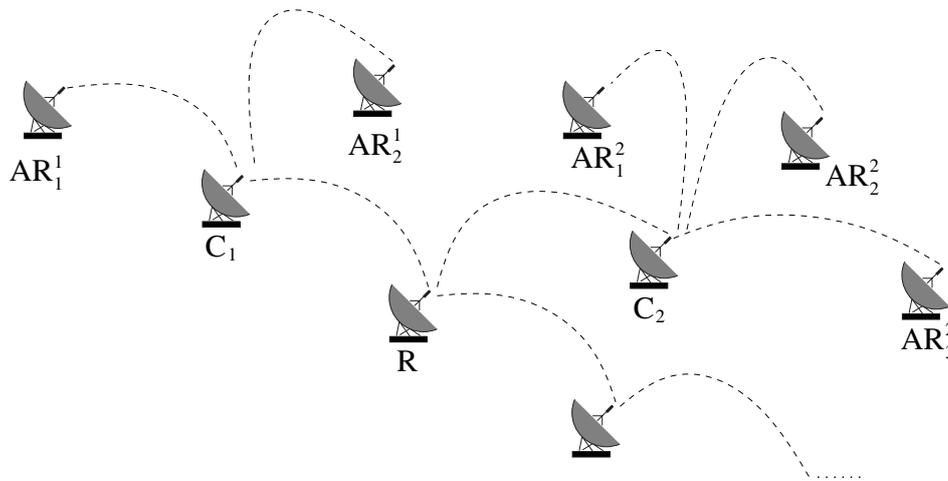


Figure 4.4 – Illustration de la décision de routage.

4.3.3.2 Les limites du voisinage à n sauts

L'amélioration des performances de *DQN* est rendue possible par l'introduction de la notion de voisinage indirect d'un nœud. On peut raffiner cette notion en parlant de voisinage à n sauts. Dans le cas de l'algorithme de *DQN*, le voisinage à deux sauts est utilisé. Il est intéressant de se demander pourquoi ne pas aller au delà avec un voisinage à trois ou quatre sauts par exemple et d'évaluer l'impact en termes de performances de ce choix. Pour répondre à cette question il est primordial de s'intéresser à la manière dont le voisinage à n saut est construit. En effet, le coût en messages de signalisation ainsi que la complexité qu'implique la construction du voisinage à n sauts augmente exponentiellement avec n . Ainsi, pour que l'utilisation du voisinage à 3 ou 4 sauts soit intéressante malgré le fort coût que cela implique, il est nécessaire d'obtenir des gains significatifs sur les métriques considérées. Dans notre cas, il s'agit du délai d'acheminement des messages. On a remarqué un gain significatif sur *DQN* lors de l'utilisation du voisinage à deux sauts en lieu et place du voisinage direct mais le gain apporté par l'utilisation du voisinage à trois ou quatre sauts n'est pas très significatif. Ainsi le compromis entre complexité de mise en œuvre, coût en messages de signalisation et performance nous indique qu'il n'est pas nécessaire d'aller au delà du voisinage à deux sauts. Une fois encore, les travaux de Paris 6 [66] nous ont rejoint sur cette constatation. Un autre aspect en défaveur de l'augmentation du degré du voisinage indirect dans notre contexte et avec nos hypothèses est lié à la volonté de robustesse du protocole. Ainsi, prendre en compte un degré de voisinage trop grand peut conduire en termes de forme de route à faire un détour. Cependant, il est tout à fait possible que la connexion idéale que l'algorithme essaie d'exploiter grâce à ce voisinage agrandi n'ait plus lieu lorsque ce message arrive. Ce phénomène est accentué en cas de congestion puisqu'elle induit des délais d'attente supplémentaires et imprévisibles pour les messages. Il est de ce fait raisonnable de faire un parallèle entre les inconvénients apportés par la considération d'un voisinage indirect trop étendu et ceux liés au routage de type pré-calculé. L'exploitation du futur, rendue possible par

Algorithm 1 Algorithme complet de *DQN*.

```

1: fonction faire suivre ou copier
2: # Un relais R doit choisir s'il copie le message Bundle, s'il le fait suivre et vers
   qui ou s'il ne fait rien
3: # L est le facteur de réplication.  $Nb_{sentcopies}$  est le nombre de copies du Bundle
   déjà envoyé
4: if  $R == \text{Bundle.source}()$  then
5:   # R est la source du message
6:   for Contact C de R do
7:     # R parcourt l'ensemble de ses contacts
8:     if ( $Nb_{sentcopies} < L$ ) et (répartition EST/OUEST respectée) then
9:       message est copié vers C et la direction appropriée lui est assignée (EST
       ou OUEST)
10:      répartition EST/OUEST mise à jour
11:       $Nb_{sentcopies} ++$ 
12:    end if
13:  end for
14: else
15:   # R n'est pas la source du message
16:   for chaque contact  $C_j$  de R do
17:     R requiert de  $C_j$  sa liste de contacts  $L_{C_j} = \{A_i^j\}$ 
18:   end for
19:   # R obtient un ensemble de contacts composé de toutes les listes de contacts
   noté :  $\Lambda = \{L_{C_j}\} \cup \{C_j\}$ .  $\Lambda$  correspond au voisinage à 2 sauts de R
20:   R cherche dans  $\Lambda$  le relais K le plus proche de la destination tel que K soit aussi
   plus près de la destination que R.
21:   # Le calcul de la distance tient compte de la direction du message comme
   illustré en Figure 4.2
22:   if K existe then
23:     # Un relais intéressant est trouvé
24:     R fait suivre sa copie à K si K se trouve dans le voisinage direct de R ou à
     un relais  $C_j$  en contact avec K.
25:   else
26:     # Le message est conservé en attendant qu'un contact intéressant ait lieu
27:   end if
28: end if

```

le déterminisme structurel du réseau, tout comme l'exploitation d'une connaissance trop importante du graphe de connexion du réseau par la notion de voisinage indirect, affaiblit la robustesse du protocole de routage malgré un gain éventuel de performance. Ce gain, bien que certain dans des conditions idéales, n'est absolument pas garanti dans des conditions de congestion et de pertes. Le choix du degré du voisinage indirect à utiliser dans *DQN* est donc un choix délicat. L'utilisation du voisinage à deux sauts nous semble donc être le meilleur compromis entre performance, coût et robustesse.

4.4 Évaluation des performances de DQN

Nous nous intéressons maintenant aux performances de *DQN*. Une série de plusieurs évaluations sur réseau non chargé a été menée et est présentée dans ce chapitre. Afin d'évaluer notre proposition, nous prenons comme référence de comparaison des algorithmes de routage *DTN* communs tels que le routage épidémique, *BSW*, *Prophet* et *Rapid*. Le choix de ces différentes références s'expliquent pour plusieurs raisons. Tout d'abord le routage épidémique dans le cas d'un réseau non chargé permet d'obtenir une borne inférieure du délai d'acheminement. Cet algorithme de routage aura en contre partie le plus fort *overhead* en termes de nombre de transmissions de copies de messages. Il sert donc de référence uniquement pour la métrique de délai d'acheminement. Il est important de noter que le routage épidémique donne cette borne inférieure uniquement parce que l'on veille à ne pas saturer le réseau. En pratique, comme décrit dans le chapitre 1 ce protocole de routage n'est pas satisfaisant et la congestion qu'il peut induire le rend contre-productif. Le routage *BSW* est choisi car il fait souvent office de référence et est relativement efficace sur des réseaux opportunistes. Malgré son optimalité démontrée pour des réseaux homogènes de nœuds ayant des mouvements purement aléatoires, nous pensons que ses performances seront assez limitées du fait de la structure du réseau. En effet, dans notre contexte de communication par bonds entre les relais, la diversité relative des relais qui correspond au rapport entre le nombre de voisins atteignables par un relais et le nombre de nœuds du réseau, est assez faible. De ce fait, les routes optimales en termes de délai entre des nœuds éloignés peuvent parfois comporter un nombre de sauts de l'ordre de la dizaine. La limite sur le nombre de sauts d'une route suivie par le routage *BSW* est telle que certaines routes optimales ne seront jamais capturées par ce protocole. La seule solution pour contourner cette limitation consiste à augmenter le facteur de réplication ce qui n'est pas une solution viable dans notre cas. Par conséquent, *BSW* ne sera pas très performant dans notre contexte réseau. Il reste néanmoins utile de quantifier ses performances qui restent une base de comparaison intéressante et de vérifier si notre analyse *a priori* se vérifie. Le choix du routage *Prophet* est lié au contexte dans lequel il a été développé. En effet, les auteurs de ce protocole affirment qu'il est capable de détecter des schémas de contacts particuliers. Ces schémas sont très présents dans le réseau étudié si bien qu'il pourrait être un bon candidat. Il apparaît cependant que cet algorithme de routage hautement paramétrable présente une faiblesse. En effet, la présence des trois paramètres de base (α, β, γ) [34], dans cet algorithme qui permettent d'adapter le fonctionnement de l'algorithme au contexte, en font aussi une faiblesse puisque ses performances sont fortement dépendantes des valeurs initiales données à ces paramètres. Leur calibrage n'étant pas très clair, nous utilisons les valeurs par défaut données par les auteurs. Finalement, le dernier algorithme de comparaison choisi est *Rapid* qui est aussi une des références en termes de performances. Ce routage se veut efficace car basé sur une utilité par message en rapport à une métrique donnée qu'il optimise par des choix de réplifications. Cependant, ce routage adopte un schéma de réplication contrôlée mais pas contrainte. Il risque par conséquent d'obtenir des performances insuffisantes vis-à-vis de l'*overhead* induit.

Afin de mener des simulations représentatives, nous avons sélectionné quatre dif-

férentes paires de nœuds source/destination parmi les 162 relais terrestres. Pour rappel, les relais terrestres sont répartis sur Terre de manière homogène tous les 20 degrés. La position de ces quatre paires source/destination choisies est présentée en Figure 4.5. Les 162 relais sont représentés par des disques bleutés sur cette figure.

Pour chaque paire, la source génère un trafic de 220 messages espacés de 1000 secondes. Il n'y a pas de trafic de fond dans le réseau et les flux générés par les sources ne créent aucune congestion. Le but de ces simulations n'est donc pas de tester la robustesse des algorithmes mais simplement d'analyser leur capacité à trouver la meilleure route du réseau dans un cas idéal. Pour le routage *BSW*, le facteur de réplication est fixé à 128 et 256. Le nombre de copies de messages pour *DQN* est fixé à 5.

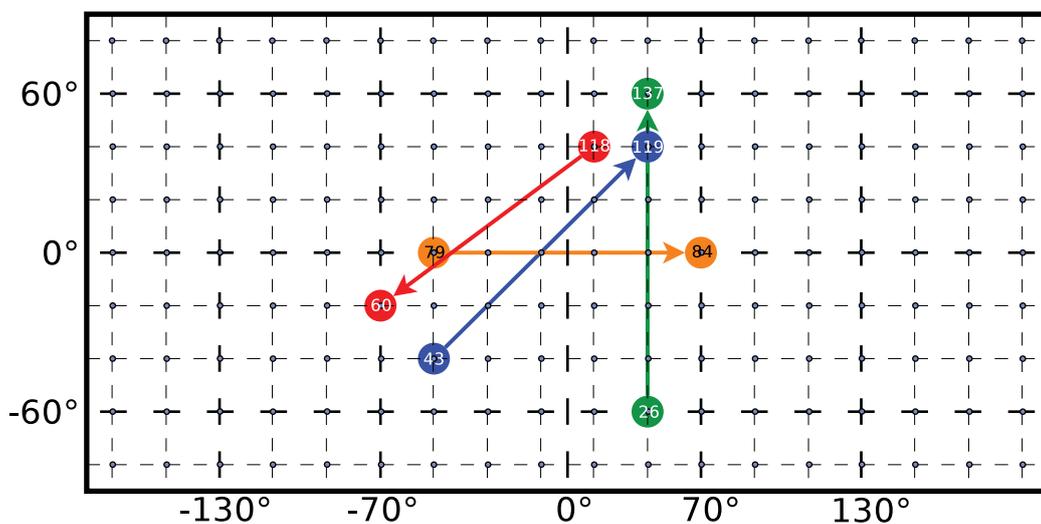


Figure 4.5 – Position des 4 paires de relais considérées dans les simulations.

Les résultats des simulations sont présentés dans la Figure 4.6. Pour chaque algorithme de routage, le délai d'acheminement moyen et l'*overhead* moyen sont représentés. Le délai d'acheminement se définit comme le temps séparant la création du message par la source et l'instant où la première copie du message parvient à la destination. L'*overhead* moyen correspond à une moyenne effectuée sur l'*overhead* par message O_b . Ce dernier se définit pour chaque message de la manière suivante :

$$O_b = \frac{n_{t,algo} - n_{t,opt}}{n_{t,opt}}$$

où $n_{t,algo}$ est le nombre de transmissions du message et de ses copies effectuées par l'algorithme de routage considéré et $n_{t,opt}$ le nombre de transmission de message minimal nécessaire pour atteindre la destination en un délai minimum.

Il est à noter que le routage épidémique qui donne bien la borne inférieure en termes de délai d'acheminement est en termes d'*overhead* moyen l'algorithme le moins performant ce qui tend à confirmer notre réflexion. Le concurrent direct de *DQN* semble être *Rapid* vis-à-vis du délai d'acheminement. Cependant *Rapid* obtient des

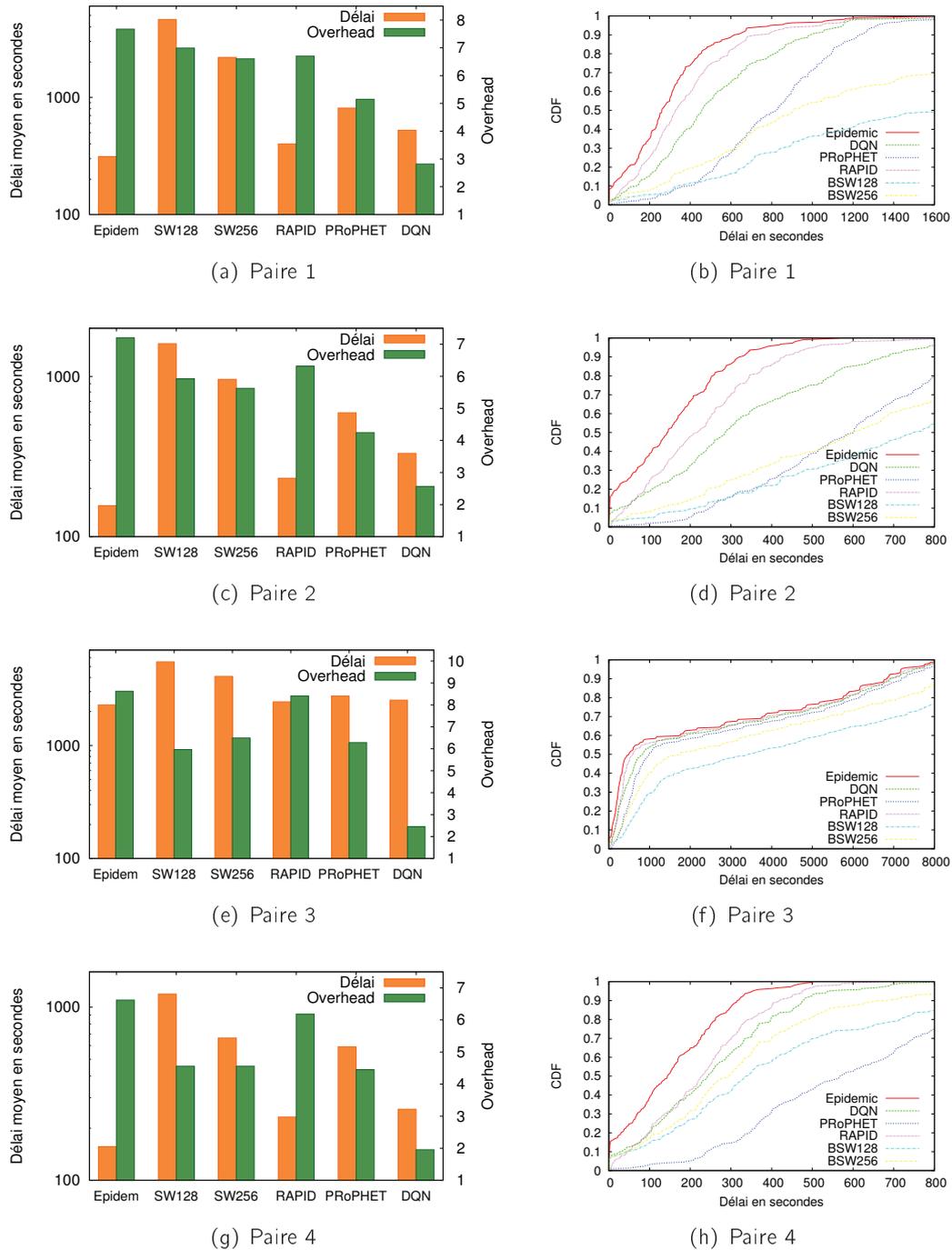


Figure 4.6 – Évaluation et comparaison des performances de *DQN* avec différents algorithmes de routage *DTN* pour les métriques de délai d'acheminement et d'*overhead*.

performances peu satisfaisantes en termes d'*overhead* moyen. Ainsi, *Rapid* réussi à obtenir un délai d'acheminement moyen assez faible grâce à une réplique forte des messages ce qui n'est pas adapté à nos contraintes. Il est important de remarquer que

DQN obtient les meilleures performances d'*overhead* moyen parmi tous les algorithmes de routage considérés. Il permet donc un bon compromis entre délai d'acheminement et *overhead*.

La première partie des résultats présentés dans la Figure 4.6 fournit des résultats sur le délai d'acheminement moyen. Il est intéressant de s'intéresser à la répartition de ces délais. Un algorithme de routage peut être moyennement proche d'un autre mais présenter de fortes différences de répartition des délais avec par exemple, une présence de délais très courts et très longs. Pour compléter ces résultats, la Figure 4.6 présente aussi la distribution des délais. On peut remarquer sur ces courbes qu'il n'y a pas de différence forte dans les distributions des délais.

Il faut cependant ajouter à ces résultats le fait que seul le *Spray and Wait* n'atteint pas un taux de délivrance de 100%. Selon la paire considérée, ce taux est compris entre 75% et 95% pour *BSW128* et entre 85% et 100% pour *BSW256*. Cela s'explique par la probabilité non nulle que, pour un message donné, la diffusion aboutisse à une situation d'impasse. Dans une telle situation, des copies restent bloquées dans certains nœuds car ils n'ont pas de voisins sans copie du message et la diffusion des copies ne s'est pas opérée dans la bonne direction si bien qu'aucun relais voisins de la destination n'ont de copie du message. Ce blocage est véritable et n'est pas lié, par exemple, à un temps d'attente insuffisant. Cette possibilité d'impasse reste cependant due à la structure particulière du réseau et notamment à la faible diversité relative des nœuds. Le fait que des situations de blocage aient lieu avec *BSW256* alors qu'il n'y a que 162 nœuds dans le réseau souligne le phénomène de blocage de copies par manque de voisins. Cela s'explique aussi parce qu'une partie des copies reste bloquée dans la source. En effet, elle n'a pas assez de contacts voisins atteignables pour permettre une diffusion complète.

Si l'on considère un compromis entre délai et *overhead* notre proposition fournit le meilleur compromis puisque *DQN* permet de réduire drastiquement l'*overhead* tout en conservant des performances de délai d'acheminement raisonnables par rapport aux délais optimaux. La Figure 4.7 résume le gain relatif apporté par *DQN* vis-à-vis des autres algorithmes de routage en prenant en compte les résultats précédents. Ce gain est relatif, s'il est positif cela signifie que *DQN* présente de meilleurs résultats et *a contrario* s'il est négatif, les performances de *DQN* sont moins bonnes que l'algorithme de routage considéré. On constate sur cette figure que *DQN* permet de réduire au minimum de plus de 50% l'*overhead* induit par rapport aux autres algorithmes de routage. Cette métrique étant essentielle dans un contexte satellitaire, cela souligne le point fort de *DQN*. De plus, les transmissions de copies qui ont lieu après l'arrivée du message à la destination ne sont pas comptabilisées dans le calcul de cette métrique. En effet, quand la destination reçoit une des copies du message, les autres copies continuent d'évoluer au sein du réseau et donc d'être transmises. Le nombre de transmissions éventuelles qui peuvent s'ajouter après la réception du message par la destination sera d'autant plus grand que la réplication est importante. Là encore l'algorithme de *DQN* contrairement aux autres nous assure que les transmissions post-réception ne seront pas trop nombreuses puisque le nombre de copies restantes est limité. Finalement, en ce qui concerne *Rapid*, malgré un nombre de transmissions de messages plus important et une réplication très forte, ce protocole n'obtient des

résultats de délai que 20% meilleurs que *DQN*.

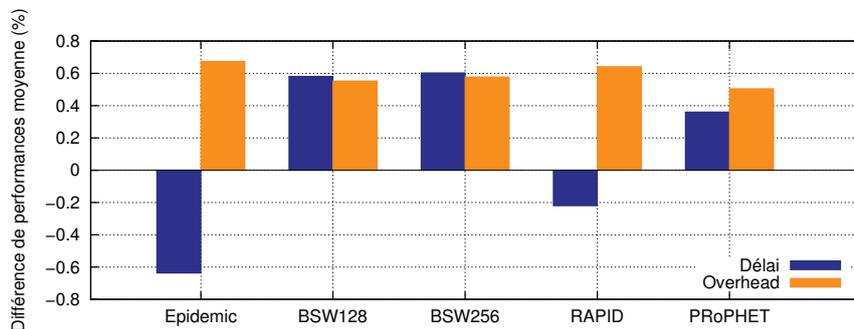


Figure 4.7 – Gain relatif de *DQN* par rapport aux principaux algorithmes de routage *DTN*.

4.5 Évaluation de *DQN* sur une topologie terrestre réduite

Le segment sol du réseau considéré est facilement modulable. Les premières évaluations de *DQN* ont été effectuées sur une répartition homogène et relativement dense de relais terrestres afin d'obtenir des résultats les plus génériques possibles et de ne pas les brouiller avec des phénomènes particuliers. Cependant, l'ensemble des relais terrestres et leur répartition n'est pas envisageable en pratique. Il convient donc de redéfinir un ensemble de relais terrestres plus réaliste et de tester sur ce nouveau réseau les performances de *DQN* de la même manière que précédemment. Nous avons pour ce faire défini un ensemble de 33 relais terrestres placés à proximité de grandes villes du monde. La Figure 4.8 présente la localisation des relais choisis. L'ensemble des satellites n'est quant à lui aucunement modifié et les hypothèses restent les mêmes.

Le choix de ces 33 relais fait apparaître de nouvelles caractéristiques au sein du réseau. En effet, on peut remarquer de part leur éloignement relatif que certains relais sont isolés. Ainsi, il existe un cœur de réseau auquel se connecte des branches formées par deux ou trois relais terrestres. Une branche se caractérise par une extrémité correspondant à un relais qui n'a qu'un seul voisin atteignable et par une tige correspondant à un ensemble connecté de relais ayant exactement deux voisins atteignables.

Nous proposons d'améliorer *DQN* en prenant en compte ces particularités structurelles, conséquence directe de la répartition des relais terrestres. Pour ce faire, une phase de découverte a lieu pendant laquelle l'ensemble des relais apprennent s'ils font partie d'une branche, s'ils sont une extrémité ou s'ils sont des relais normaux. Cette phase de découverte reste assez simple à mettre en œuvre de manière dynamique et pourrait être faite de manière statique *a priori*. Son objectif est d'améliorer les décisions des relais pour faire suivre les copies. Ainsi, un relais n'a aucune raison de faire suivre une copie d'un message dans une branche si la destination n'en fait pas partie. De même, si la source se trouve dans une branche, et que la destination est à l'extérieur, il n'est pas utile de faire suivre des copies vers son extrémité. L'intérêt de cette phase consiste donc à éviter ce genre d'aberrations logiques et permet par conséquent de

limiter davantage la réplication tout en conservant les mêmes performances en termes de délai d'acheminement. Cette amélioration est optionnelle, elle s'intègre dans l'algorithme de *DQN* au niveau du choix du relais vers lequel sera envoyé une copie d'un message.

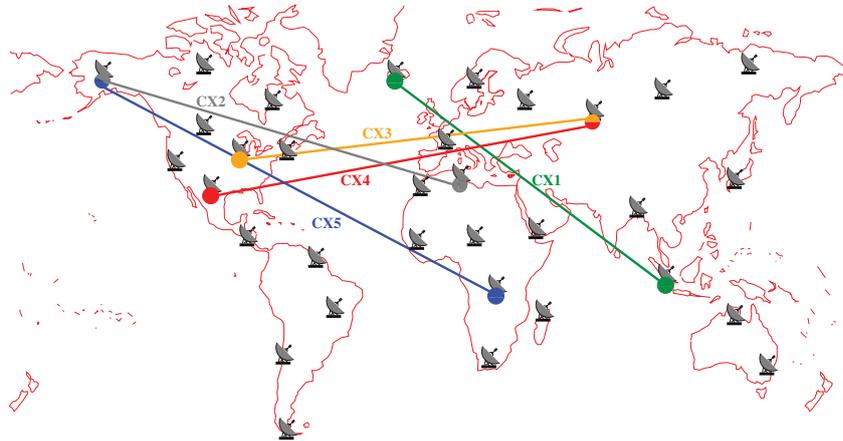


Figure 4.8 – Répartition des relais terrestres et paires source/destination utilisées pour les simulations de performances.

L'évaluation des performances de *DQN* sur ce nouveau réseau est menée de la même manière que lors des évaluations précédentes. Le nombre de messages envoyés, la fréquence de génération des messages et les autres paramètres liés sont inchangés. Les simulations sont effectuées avec 5 couples source destination présentés sur la Figure 4.8.

Les résultats obtenus pour chaque connexion en termes de délai d'acheminement et d'*overhead* sont présentés dans la Figure 4.9. On remarque cette fois que *DQN* obtient les meilleurs résultats et en particulier qu'il permet d'obtenir un délai d'acheminement moyen inférieur à celui de *Rapid*. L'*overhead* de *DQN* reste faible tout en permettant des résultats en termes de délai d'acheminement très satisfaisant. En effet, il n'est dans le pire des cas que 35% supérieur au délai d'acheminement optimal. Les résultats de *DQN* sans l'amélioration liée à la conscience structurelle du réseau des relais sont les mêmes en terme de délai en augmentant légèrement le paramètre de réplication. L'*overhead* augmente alors légèrement. Dans les simulations la valeur du nombre de copies de *DQN* est de 4.

4.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons développé un algorithme de routage *DTN* adapté à la constellation de satellites Orbcomm faisant l'objet de cette étude. Ce protocole se présente comme une alternative au routage pré-calculé et a l'avantage d'être simple à mettre en œuvre comparé à ce dernier. Sa stratégie de fonctionnement devrait de plus lui assurer une certaine robustesse aux pertes et à la congestion grâce à une réplication finement contrôlée et contrainte. Cet aspect sera évalué en détail dans le chapitre

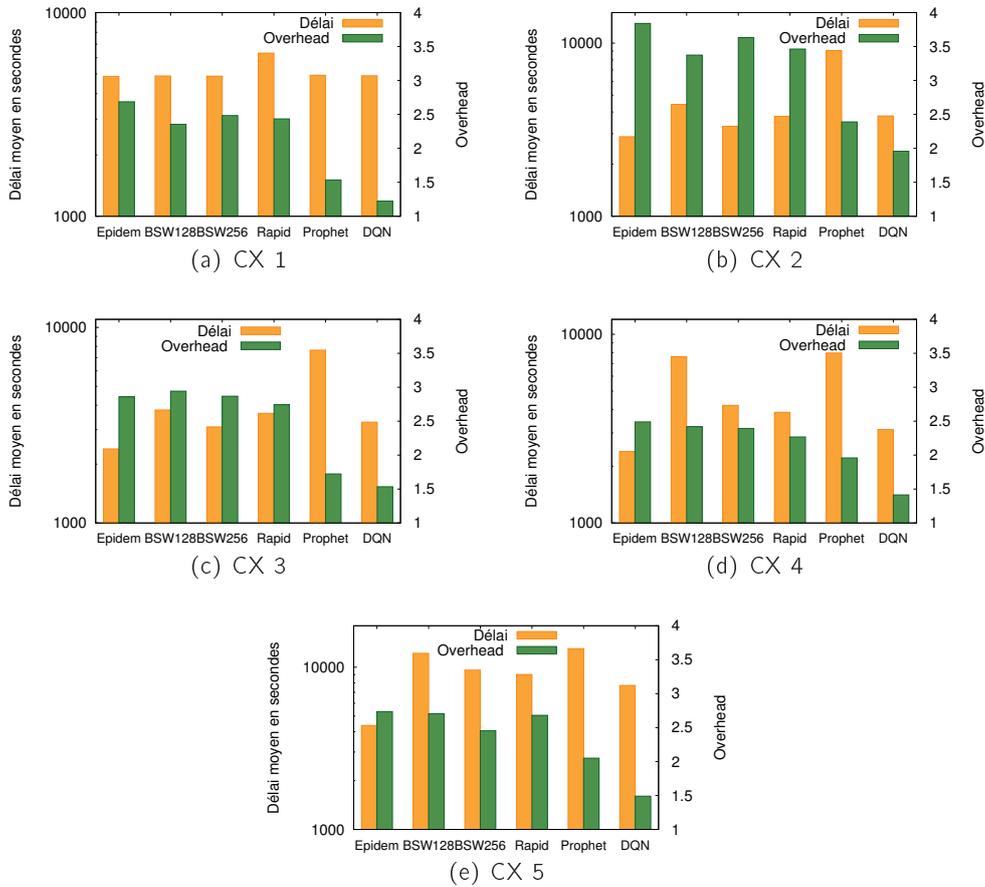


Figure 4.9 – Résultats des délais et *overhead* pour les 5 différentes connexions considérées (Les connexions(CX) sont présentées Figure 4.8).

suivant. L'*overhead* qu'il induit est ainsi minimisé, soit en moyenne seulement 50% supérieur à l'*overhead* minimal dans le cas de la répartition réduite. Les performances de délai d'acheminement de *DQN* restent proches de l'optimal avec des résultats 50% à 70% plus longs sur les délais optimaux les plus courts (inférieurs à 300 secondes) et seulement 10% supérieurs pour des délais optimaux plus longs (supérieurs à 2000 secondes). Son fonctionnement s'appuie sur une observation et une analyse profonde des caractéristiques du réseau ainsi que de la forme et la localisation temporelle des routes les plus rapides du réseau. Ses bonnes performances sont aussi dues à un raffinement algorithmique basé sur la prise en compte du voisinage indirect. Cette notion s'intègre parfaitement à l'algorithme lors de la prise de décision du prochain relais intermédiaire. Le protocole de routage développé, nommé *DQN*, répond par conséquent aux différentes exigences évoquées en introduction du chapitre et est adapté à ce type d'architecture de réseaux quasi-déterministes.

Évaluation avancée des performances de DQN

Sommaire

5.1	Analyse de l'impact de la densité des relais au sol	66
5.1.1	Répartition des relais terrestres 20, 30 et 40 degrés	66
5.1.2	Résultats globaux du délai d'acheminement en fonction de la densité des relais	66
5.1.3	Analyse de la différence 20-30 degrés	69
5.2	Évaluation de <i>DQN</i> sur réseau chargé	72
5.2.1	La charge du réseau	72
5.2.2	Simuler la charge du réseau	73
5.2.3	Hypothèses de simulation et routage considéré	74
5.2.4	Résultats	75
5.3	Raffinement de la simulation de la charge du réseau	77

L'algorithme de routage *DQN* a été développé dans le chapitre précédent et une première évaluation en a été faite dans un cas de réseau non chargé. Plusieurs points restent à approfondir notamment l'impact de la répartition des relais au sol sur les performances du routage et une évaluation de *DQN* sur un réseau chargé. Ces deux points sont traités dans ce chapitre.

5.1 Analyse de l'impact de la densité des relais au sol

Le réseau étudié est formé de deux parties : une constellation de satellites et un ensemble de relais terrestres. Les caractéristiques générales du réseau ont été étudiées dans les chapitres 2 et 3 mais dans une optique de dimensionnement de réseau, il est aussi intéressant d'analyser et d'évaluer l'influence qu'a la répartition des relais terrestres sur les performances du réseau. Pour rester général et ne pas introduire de cas particulier, nous nous intéressons uniquement à des répartitions homogènes des relais. Les relais terrestres sont ainsi équi-répartis tous les 20°, 30° ou 40°. Il est inutile de tester des répartitions plus denses car le nombre de relais devient trop important pour être réaliste.

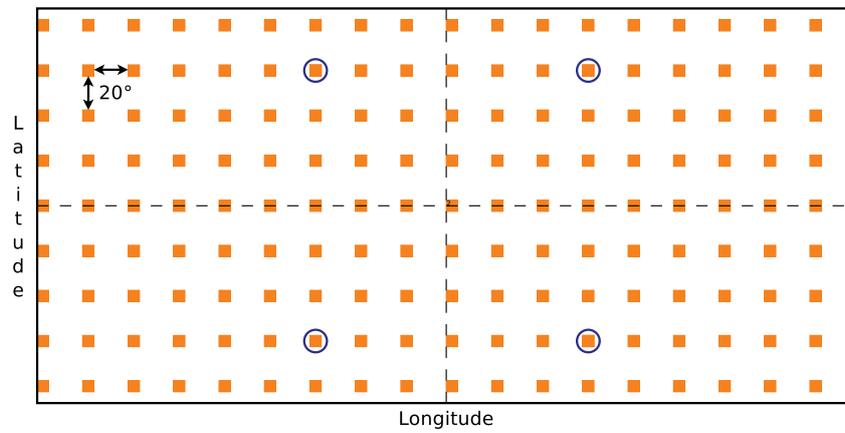
5.1.1 Répartition des relais terrestres 20, 30 et 40 degrés

Les trois répartitions choisies seront utilisées pour quantifier les performances en termes de délai d'acheminement de l'algorithme *DQN* et du routage optimal. Ces trois répartitions doivent donc comporter des relais terrestres positionnés à la même localisation indépendamment de la répartition choisie. Les répartitions choisies sont présentées dans la Figure 5.1. Elles comportent quatre relais terrestres encerclés qui correspondent à quatre relais terrestres situés à la même position géographique dans les trois répartitions.

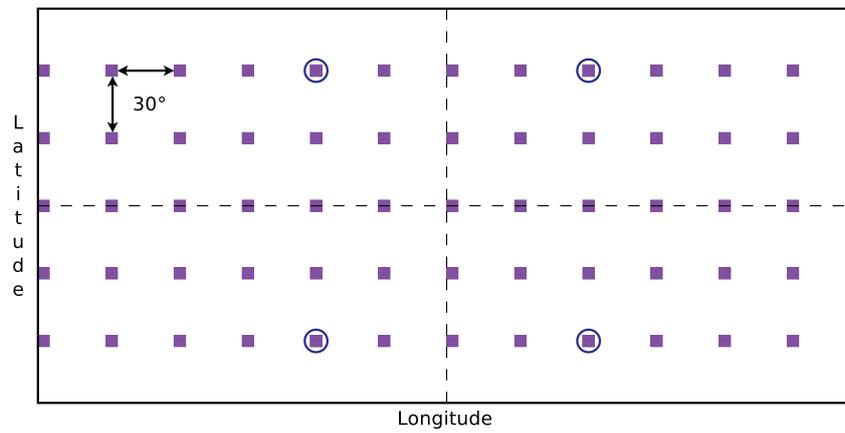
Grâce à ces quatre nœuds, nous pouvons considérer quatre couples différents de nœuds source/destination comme présenté en Figure 5.2. Les trois premières paires de nœuds source/destination forment des connexions entre des nœuds localisés dans des hémisphères différents. La quatrième paire forme une connexion entre deux nœuds localisés dans le même hémisphère. La symétrie de révolution du système du à la symétrie de révolution de la Terre permet de limiter le nombre d'évaluations à conduire.

5.1.2 Résultats globaux du délai d'acheminement en fonction de la densité des relais

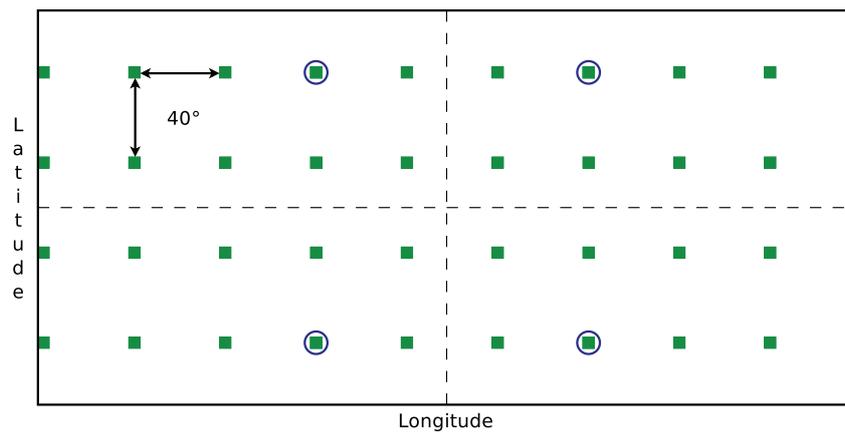
De la même manière que lors de l'évaluation de *DQN* au chapitre précédent, nous comparons le délai moyen d'acheminement obtenu par *DQN* avec le délai d'acheminement minimal pour chaque répartition. Cette évaluation se fait sur un réseau non chargé. Les résultats obtenus pour la paire 1 sont présentés en Figure 5.3.



(a) 20deg (162 relais)



(b) 30deg (60 relais)



(c) 40deg (36 relais)

Figure 5.1 – Répartition homogène des relais pour 3 densités différentes.

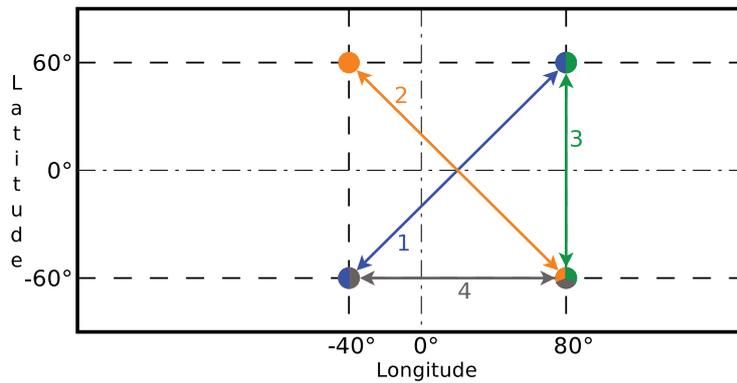


Figure 5.2 – Position géographique des paires source/destination observées.

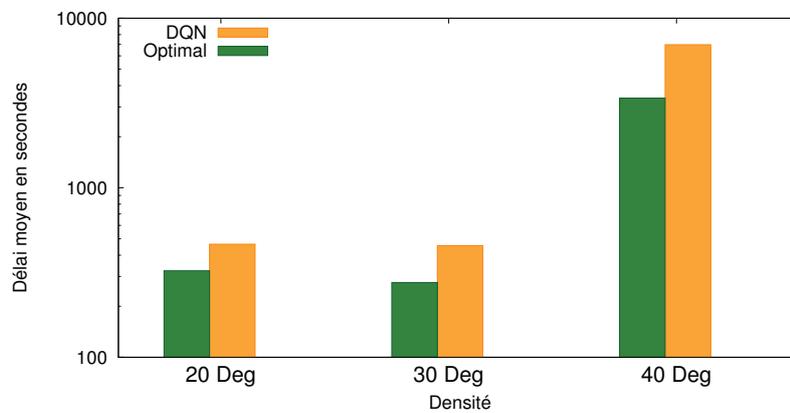


Figure 5.3 – Résultats du délai d'acheminement en fonction de la densité.

La Figure 5.3 présente plusieurs résultats importants. Tout d'abord on remarque que le délai d'acheminement présente une fracture entre 30° et 40°. Cela s'explique par la distance qui sépare les relais au niveau de l'équateur. En effet, la zone de couverture des satellites LEO de la constellation considérée forme une zone circulaire de diamètre équivalent à environ 44°. Ainsi, la disponibilité de connexion entre deux relais voisins au niveau de l'équateur est très faible. Cela se traduit par une augmentation importante du délai d'acheminement pour joindre deux relais situés dans des hémisphères différents. Cette diminution de disponibilité de connexion entre relais voisins est aussi vraie pour des relais situés à des latitudes plus grandes. Le fait d'avoir un écartement entre relais proche de la limite de la zone de couverture dans la zone équatoriale ne fait qu'accroître ce phénomène. En considérant une répartition homogène de relais espacés de 50°, l'acheminement de données entre deux relais situés dans deux hémisphères différents deviendrait impossible. La limite d'écartement possible entre relais est donnée par la taille de la zone de couverture minimale d'un satellite qui correspond à celle observée lors du passage à l'équateur du satellite. L'espacement de 40° des relais crée un réseau biparti dans lequel les connexions entre les deux parties sont rares. La deuxième observation qu'apporte cette figure est le fait que le délai d'acheminement

optimal moyen est plus faible sur une répartition de 30° que sur une répartition de 20°. Ce résultat est *a priori* contre-intuitif. En effet, cela signifie que le délai d'acheminement est en moyenne plus élevé avec un réseau de 162 relais terrestres plutôt qu'avec 60 relais terrestres. Cette différence est valable à la fois pour *DQN* et pour le routage optimal.

5.1.3 Analyse de la différence 20-30 degrés

L'analyse du délais d'acheminement moyen sur la paire 1 a montré des résultats contre-intuitifs. En effet, comment expliquer que le délai soit plus grand avec 162 relais terrestres plutôt qu'avec 60. Avant de répondre à cette question, il convient de s'assurer que cette observation ne soit pas un simple cas particulier et qu'elle se confirme pour les paires 2 et 3. La figure 5.4 présente les résultats obtenus pour les paires 1, 2 et 3. Pour chaque paire, les simulations ont été faites dans le sens aller et dans le sens retour en inversant source et destination.

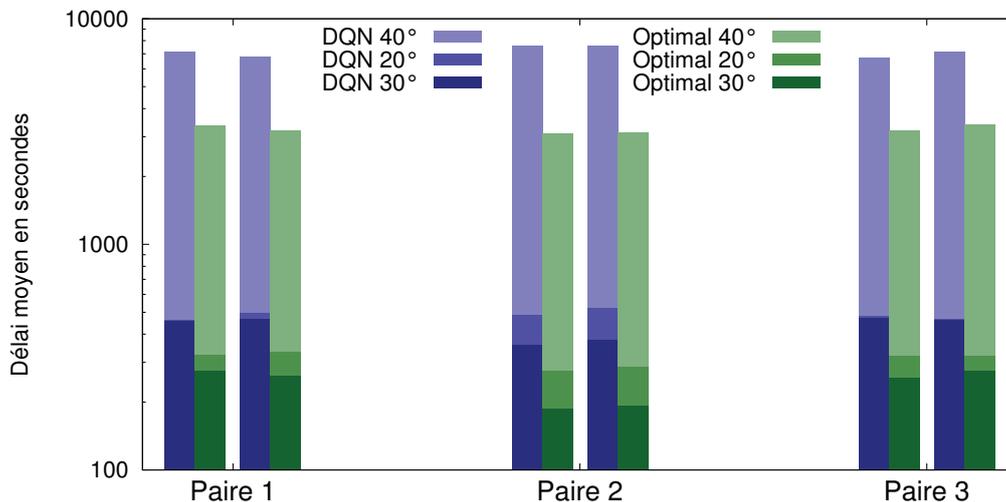


Figure 5.4 – Délai d'acheminement de bout en bout moyen (pas de charge/perte).

On remarque que l'observation précédente se confirme pour chacune des 6 expériences. La fracture de délai existante entre la distribution de 30° et 40° est aussi visible dans chacun des cas. Pour visualiser au mieux le délai d'acheminement moyen des répartition de 20° et 30°, la Figure 5.5 se focalise sur les résultats de ces distributions.

Le phénomène est confirmé par la Figure 5.5 et il apparaît bien que les résultats en termes de délai d'acheminement moyen sont meilleurs avec un espacement homogène des relais de 30° plutôt que de 20°. Pour approfondir cette analyse où seule la moyenne est présentée, nous nous sommes intéressés au nombre de fois pour lesquelles un message est délivré plus rapidement avec l'ensemble des relais espacé de 30° qu'avec l'ensemble de relais espacés de 20°. Ces résultats sont similaires pour les trois paires considérées. Nous présentons les résultats obtenus pour la paire 1 dans le sens aller dans la Figure 5.6. On peut remarquer que parmi les 726 messages envoyés, dans 50% des cas, le message est acheminé plus rapidement sur une répartition de relais de 30°

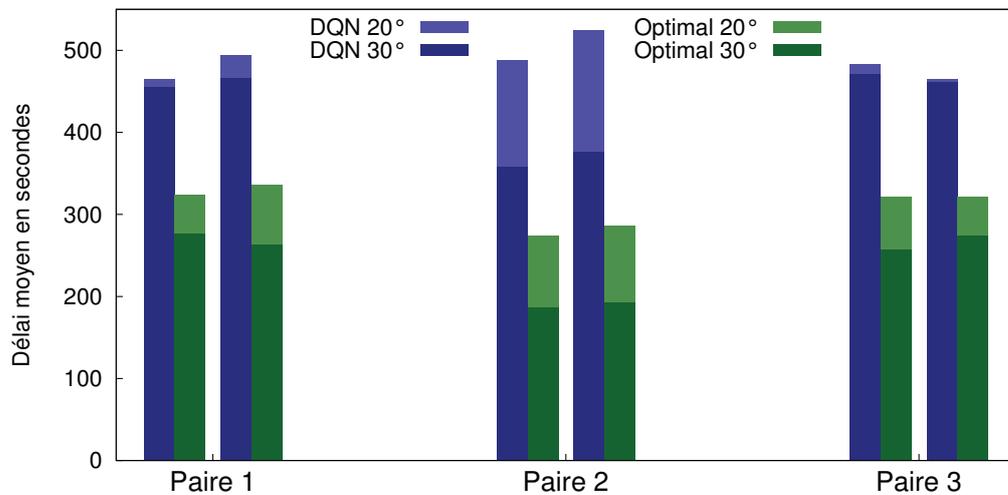


Figure 5.5 – Délai d’acheminement de bout en bout moyen 20° et 30° uniquement (pas de charge/perte).

et que dans 25% des cas le délai d’acheminement est le même. La répartition de relais de 20° qui présente près de trois fois plus de relais que celle de 30° ne permet d’obtenir de meilleurs délais d’acheminement que dans 25% des cas.

Pour comprendre véritablement ce résultat *a priori* contre-intuitif, il nous faut analyser les routes suivies dans chacun des cas. On remarque qu’avec une répartition de 30°, la route optimale ne peut souvent pas être suivie par la répartition de 20°. En effet, avec des relais espacés de 20° un message fait des bonds de distance équivalent à 20° ou 40°. Des bonds de 60° sont observés dans les zones proches des pôles car la zone de couverture d’un satellite est beaucoup plus grande. Avec une répartition de 30°, un message peut faire des bonds de 30° ou 60° beaucoup plus rarement dans les situations précédemment évoquées. Pour rappel, la zone de couverture d’un satellite correspond au niveau de l’équateur à un espacement d’environ 44°. Ainsi, il est plus probable que deux relais espacés de 30° se trouvent dans la zone de couverture d’un satellite que deux relais espacés de 40° comme l’illustre la Figure 5.7. Ainsi, un saut de 30° est souvent possible mais pas un saut de 40°. Par conséquent, avec une répartition de 20° les messages avancent moins vite en moyenne et leurs délais d’acheminement sont plus longs. Ce phénomène est corrélé à la largeur de la zone de couverture des satellites.

Cette explication met en évidence la limitation de couverture d’un satellite. Cette limitation s’observe principalement au niveau de l’équateur car c’est la zone où la couverture est la plus petite. De ce fait, une paire de nœuds (source/destination) située dans le même hémisphère devrait moins souffrir de ce phénomène. Pour valider notre explication, nous avons fait l’expérience sur la paire 4 qui est formée par deux nœuds situés dans l’hémisphère nord. Les résultats sont présentés dans la Figure 5.8. La différence de délai d’acheminement moyen est en effet très faible dans cette configuration. Il reste cependant une légère différence car le phénomène précédemment expliqué, bien que visible principalement au niveau de l’équateur, reste valide pour des

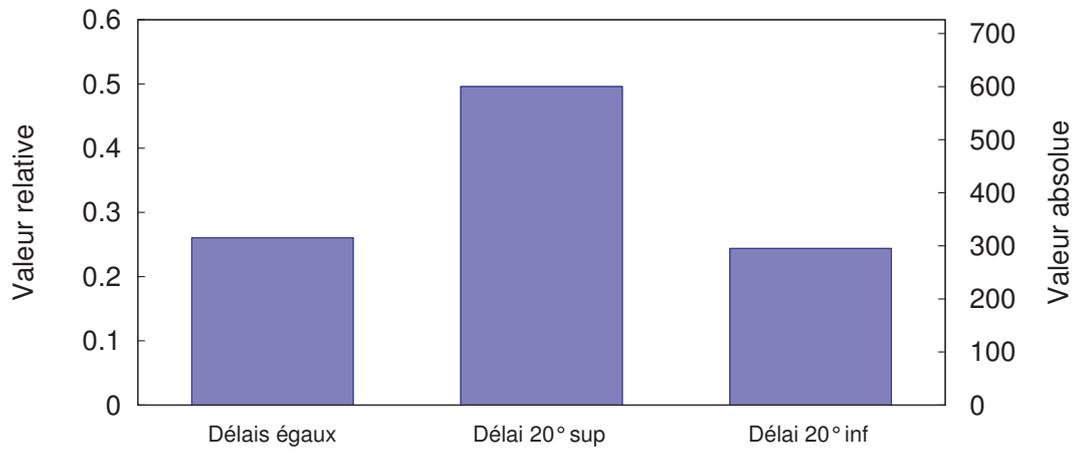


Figure 5.6 – Comparaison du délai des routes pour le cas de la Paire 1 (sens aller).

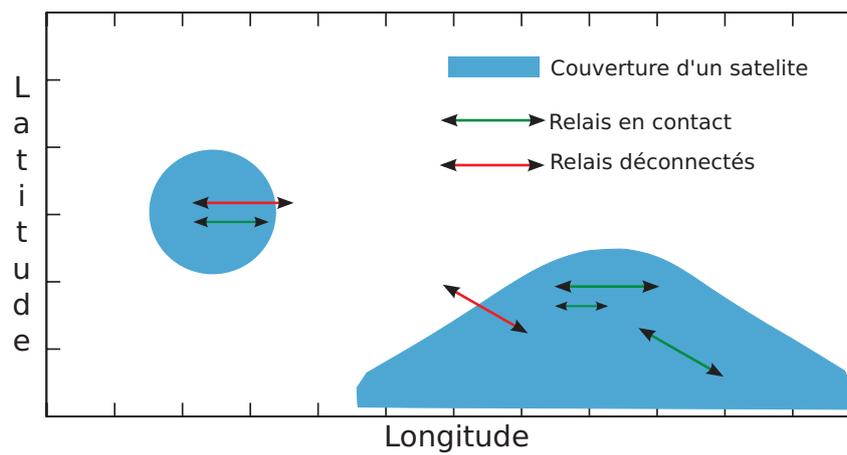


Figure 5.7 – Explication schématique du phénomène.

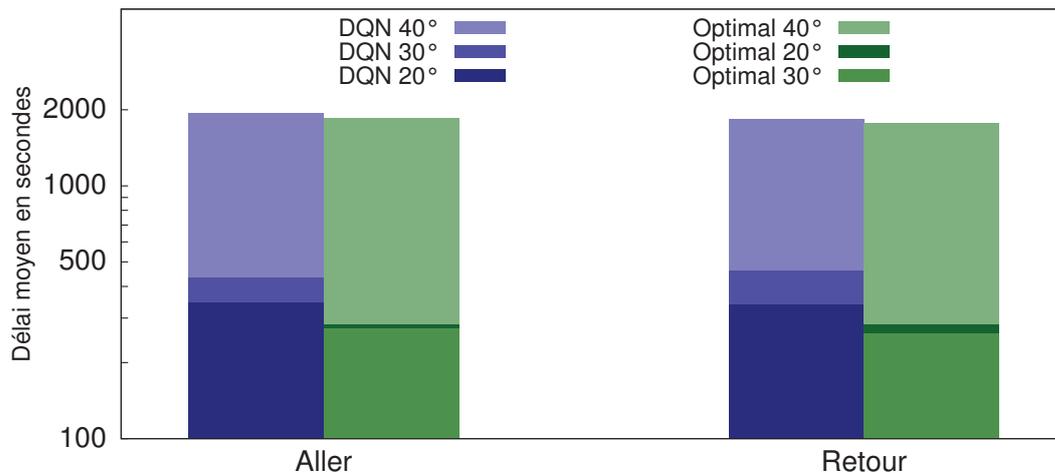


Figure 5.8 – Résultats de la paire 4.

latitudes plus élevées. L'explication est donc validée par ce résultat.

Cette analyse montre aussi qu'il n'est pas intéressant de multiplier le nombre de relais de manière homogène. Au contraire, pour optimiser le délai d'acheminement, il serait plus efficace de densifier les relais au niveau de l'équateur et de les espacer davantage en se rapprochant des pôles. Il reste néanmoins difficile à modéliser clairement cet aspect pour obtenir une solution de placement idéale.

5.2 Évaluation de DQN sur réseau chargé

5.2.1 La charge du réseau

Dans le chapitre précédent, l'évaluation de *DQN* s'est faite sur un réseau non chargé. L'alternative que propose *DQN* vis-à-vis d'un routage pré-calculé s'appuie sur sa capacité à gérer des imprévus en termes d'indisponibilité de connexions. Ainsi, de part sa méthodologie de réplification et le fait qu'il n'utilise pas directement le déterminisme du réseau, *DQN* permet une certaine robustesse en comparaison du routage pré-calculé. En effet, le routage pré-calculé se fonde sur le déterminisme inhérent au réseau et prend toutes ses décisions de routage à partir de ces anticipations. Si une connexion n'est pas exploitable, ce routage perd alors son aspect d'optimalité. Ceci constitue la faiblesse principale du routage pré-calculé. L'indisponibilité de connexion peut être engendrée par deux facteurs. D'une part des incidents matériels ou climatiques tels qu'une panne matérielle au niveau du satellite ou une connexion perdue à cause de mauvaises conditions climatiques au dessus d'un relais. Les pannes sont très rares dans ce domaine et l'influence de la météo n'est valable que pour certaines bandes de fréquences. D'autres part, l'indisponibilité peut être la conséquence d'une charge croissante dans le réseau. En effet, le contact entre deux nœuds a une durée limitée. La quantité d'informations qu'il est possible d'échanger est par conséquent limitée. Si le réseau est chargé, un message peut rester en mémoire dans un relais mais ne pas pouvoir profiter d'une connexion.

La capacité d'échange entre deux relais lors d'un contact, C_c , se définit par :

$$C_c = D_c \times T \quad (5.1)$$

avec D_c la durée du contact entre les deux nœuds considérés et T le débit d'échange. C_c représente un volume de données échangeable.

Le stockage au niveau des *buffers* des relais terrestres conduit à une contention des messages. Cet aspect est directement corrélé au trafic présent dans le réseau. Il n'est donc pas prévisible en général (sauf réseau fermé dans lequel le trafic est régulé ou borné) et constitue une part d'indéterminisme fort. Dans notre système, le débit est très faible et le nombre de messages transitant dans le réseau potentiellement important tout en restant indéterminé. Une route pré-calculée, *a priori* optimale, peut comporter une connexion qui ne sera pas utilisable au moment voulu. Deux conséquences sont possibles. Soit le message reste bloqué dans le relais durant une période de temps et utilise un contact ultérieur, soit la fréquence de mise à jour du routage pré-calculé est assez courte et le message pourra suivre une nouvelle route optimale après la mise à jour des tables de routage. Ceci constitue un véritable problème pour le routage pré-calculé et il est évident que ses performances se dégraderont en conséquence.

5.2.2 Simuler la charge du réseau

Pour simuler la charge du réseau, la première solution envisageable est de générer un nombre de flux de messages important dans tout le réseau pour former un trafic de fond. Il est alors possible de s'intéresser à un flux particulier qui subira la charge générée par ce dernier. Cependant, cette méthode a pour inconvénient d'être consommatrice en temps de simulation. Pour ne pas obtenir de cas particuliers, il est nécessaire de générer des trafics de messages en choisissant aléatoirement les couples source/destination et de répéter les expériences en changeant de graines pour obtenir des résultats moyens fiables. Le très long temps de simulation nécessaire pour faire une seule expérience rend ce type de démarche impossible. Il nous faut donc trouver un autre moyen de simuler la charge dans le réseau.

On rappelle que nous nous intéressons aux conséquences engendrées par la charge du réseau. La conséquence principale de la charge est une contention au niveau des *buffers* des relais qui se traduit pour les messages par l'impossibilité d'exploiter tous les contacts. Pour simuler la charge, nous choisissons de simuler ses conséquences en supprimant de manière aléatoire une proportion donnée des contacts de la trace de connexions utilisée lors des simulations. Les expériences menées sur cette trace filtrée sont semblables à celles effectuées dans l'évaluation sans charge de *DQN*. Ainsi, pour un message donné, cette trace épurée permet de traduire le fait que ce message ne pourra pas exploiter tous les contacts du réseau de la même manière que si la contention du réseau pénalisait ce message. La simulation des conséquences de la charge du réseau est donc possible grâce à cette méthode. Bien qu'il y ait un lien entre la charge du réseau et la contention engendrée, cette relation ne peut être clairement explicitée. On ne peut donc pas exprimer à quel taux de charge correspondent nos simulations dans lesquelles un taux d'indisponibilité des liens a été appliqué. Ceci constitue la limite de cette mise en œuvre. Les aléas matériels et/ou météo s'y inscrivent

naturellement.

5.2.3 Hypothèses de simulation et routage considéré

Dans le contexte considéré, aucune information de congestion n'est échangée dans le réseau par le biais d'une quelconque signalisation. Les relais du réseau sont donc complètement aveugles vis-à-vis de cette métrique. Les routages de type pré-calculé comme le routage *DQN* ne peuvent donc pas s'appuyer sur des informations de congestion pour prendre leurs décisions de routage. En pratique, à partir de la trace de connexions complète, nous générons des traces de connexions avec pertes dans lesquelles des connexions ont été supprimées de manière aléatoire pour différents taux d'indisponibilité et différentes graines aléatoires. Les simulations sont jouées à partir de ces traces de manière semblable aux simulations d'évaluation de *DQN* sans charge. La génération des messages est suffisamment espacée pour ne pas générer de charge supplémentaire dans le réseau. D'une part, nous évaluons les performances de *DQN* en fonction du taux d'indisponibilité des liens et d'autre part, nous comparons ses performances avec un Oracle et un routage pré-calculé qualifié de "naïf". Nous détaillons tout d'abord le fonctionnement de ces deux algorithmes de routage.

5.2.3.1 Oracle

L'Oracle correspond à un protocole de routage omniscient. Il connaît l'état actuel du réseau de manière complète ainsi que le futur. Il prend ainsi les décisions de routage optimales. Cet algorithme de routage ne subit pas l'indéterminisme des indisponibilités des liens car il a conscience et connaissance du futur. Il n'a donc aucun sens réel. Il constitue une borne inférieure en termes de délai d'acheminement et constitue une référence à notre analyse. En effet, l'indisponibilité aléatoire des liens a pour conséquence une augmentation du délai d'acheminement. Il est donc nécessaire de pouvoir comparer l'augmentation de délai engendrée par l'indisponibilité sur *DQN* avec l'augmentation minimale donnée par l'Oracle. Les performances en termes de délai d'acheminement de ce protocole correspondent à celles du routage épidémique sur la trace de connexions avec pertes puisque qu'il n'y a pas de pertes liées à des dépassements de ressources.

5.2.3.2 Pré-calculé naïf

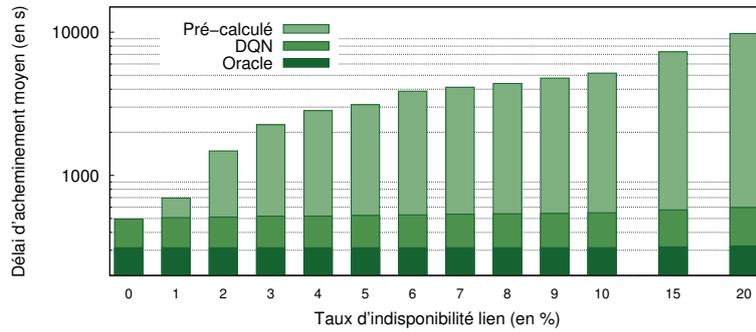
Dans le cas des protocoles de routage pré-calculés, les tables de routage sont mises à jour de manière périodique. Dans notre contexte, le routage pré-calculé ne gère pas les indisponibilités de connexions qui peuvent avoir lieu. Il effectue son calcul en supposant que tous les contacts seront utilisables. Il est donc possible qu'un message commence à suivre une route optimale puis se retrouve bloqué dans un relais à cause d'une connexion indisponible. Deux cas sont alors possibles : soit les tables de routage ne sont pas mises à jour pendant cette attente et le message poursuit la route initialement prévue accusant un temps d'attente dans le relais concerné ; soit les tables de routage sont mises à jour pendant cette attente et le message va suivre une autre route. Dans le système que nous considérons, nous avons vu que la position des routes

optimales étaient très dépendantes du temps. Ainsi, si les tables de routage sont mises à jour pendant l'attente du message, il est possible que celui-ci ne se trouve pas dans la bonne région pour emprunter la route optimale. Un phénomène de zigzag, voire de boucle, peut alors être observé avec un message qui est "baladé" dans le réseau pour suivre une succession de portions de routes optimales qui changent souvent à cause de l'indisponibilité des liens. Ce phénomène est dû à la forte dépendance temporelle du positionnement des routes optimales. La conséquence d'une opportunité de transmission ratée est donc importante. Ce phénomène est sans doute d'autant plus présent que le taux d'indisponibilité des liens est grand. Il est néanmoins difficile à évaluer et quantifier sans avoir une implémentation réelle de l'algorithme de routage pré-calculé. C'est pour cette raison que nous qualifions de naïf ce routage dans lequel un message suit la route calculée lors de sa création. Il n'y a donc aucun changement de route. Ce routage est basique mais permet de donner une tendance. En pratique, nous évaluons le délai d'acheminement de ce routage en calculant le temps nécessaire au message pour suivre la route optimale suivie dans le cas sans charge. Les performances de ce routage naïf devraient être beaucoup moins bonnes que les performances optimales à cause de la forte dépendance temporelle des routes optimales.

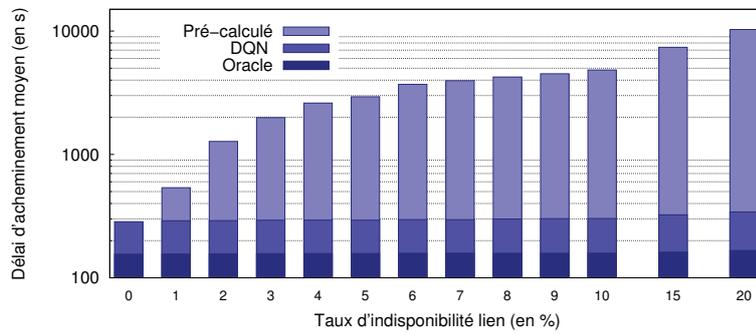
5.2.4 Résultats

Nous évaluons l'impact de l'indisponibilité des liens du réseau sur 4 paires de nœuds source/destination. Le choix de ces paires est le même que lors de l'évaluation de *DQN* sur réseau non chargé. Ces couples ont été présentés dans la Figure 4.5

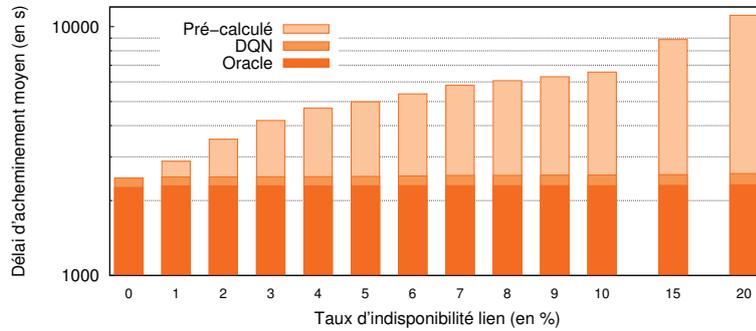
Les résultats obtenus par *DQN*, l'Oracle et le routage pré-calculé naïf sont présentés dans la Figure 5.9. On retrouve la différence entre *DQN* et le routage optimal lorsque le taux d'indisponibilité est de 0% ce qui correspond à un réseau non chargé. Le résultat du routage pré-calculé dans ce cas est le même que l'Oracle puisque toutes les connexions sont exploitables par les messages. On remarque ensuite que le délai d'acheminement minimal donné par l'Oracle augmente faiblement et linéairement jusqu'à 10% d'indisponibilité liens. *DQN* voit son délai d'acheminement augmenter de manière similaire. *DQN* est donc robuste à la perte et à la charge du réseau. En effet, les performances de *DQN* ne se dégradent quasiment pas jusqu'à 10% d'indisponibilité des liens. En revanche, le routage pré-calculé voit ses performances se dégrader fortement. Bien qu'il s'agisse d'un routage pré-calculé naïf, cela souligne d'une part la robustesse de *DQN* et la fragilité relative des routages de type pré-calculés. Pour être moins sensible à cette indisponibilité tout en évitant les problèmes de boucle et de zigzag précédemment évoqués, le routage pré-calculé aurait besoin d'une connaissance précise de l'état de congestion du réseau et par conséquent de la mise en place d'un protocole de signalisation dans le réseau. *DQN* remplit donc à la fois son objectif de simplicité de mise en œuvre et de robustesse. Ses performances restent de plus satisfaisantes puisque relativement proches de l'optimal quelque soit les conditions de charge du réseau.



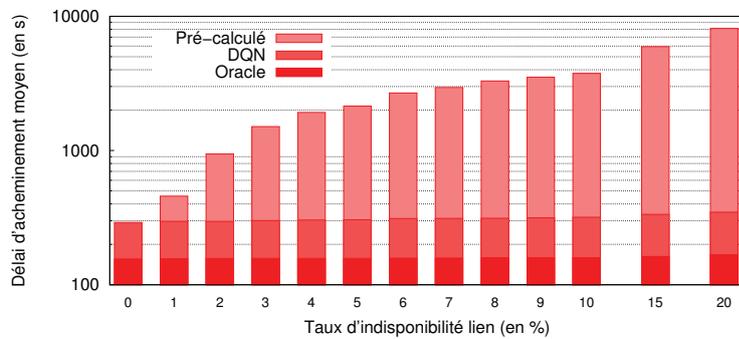
(a) 29-137



(b) 43-119



(c) 79-84



(d) 118-60

Figure 5.9 – Comparaison *DQN*, Pré-calculé et Oracle en fonction du taux d'indisponibilité des liens (Résultats moyennés sur 10 simus).

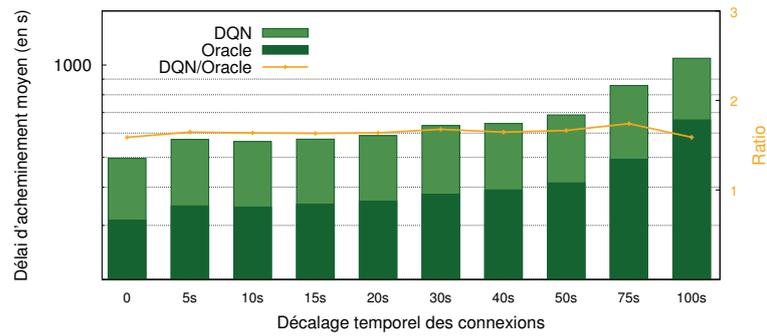
5.3 Raffinement de la simulation de la charge du réseau

Les premières simulations effectuées traduisent la charge par une suppression aléatoire des connexions présentes dans le réseau. Ainsi, un message donné ne peut utiliser qu'un sous-ensemble des connexions réelles du réseau. Cependant, cette première version de simulation de charge ne prend pas en compte le temps des connexions. Ainsi, une connexion courte a autant de chance d'être indisponible qu'une connexion longue. En réalité, l'indisponibilité d'une connexion est liée à sa durée et au nombre de messages présents dans la file d'attente d'émission. Par conséquent, plus la connexion est longue, plus sa capacité de transfert est importante et plus il est improbable qu'elle soit indisponible. Pour prendre en compte cet aspect temporel dans la simulation de la charge, nous proposons de la simuler en décalant le début des connexions d'un délai fixe. Si ce délai de décalage est supérieur à la durée de connexion, la connexion est supprimée. Ainsi, plus une connexion est longue moins ce décalage a d'influence. En faisant varier ce délai de décalage, on supprime une quantité variable de connexions de la trace complète des connexions du réseau. La trace de connexions, créée de cette manière, correspond à la trace de connexions complète dans laquelle les connexions les plus courtes sont supprimées et les plus longues sont simplement raccourcies. L'influence de la durée de connexion est donc bien prise en compte.

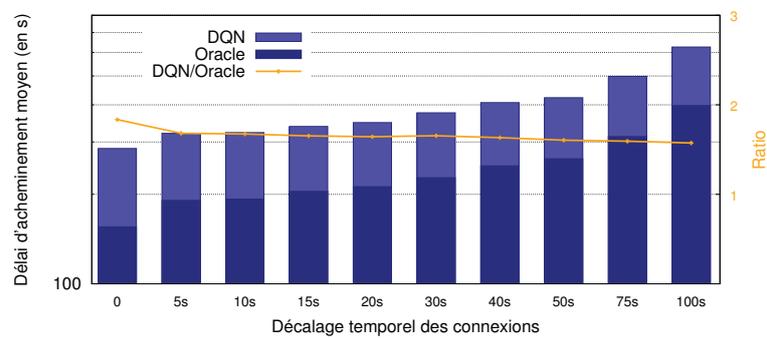
On pourrait aussi simuler la charge du réseau par une attente forcée du message dans les relais terrestres. Ainsi après chaque saut, le message devrait attendre x secondes avant de pouvoir être retransmis. C'est une approche similaire à celle présentée précédemment mais qui accentue davantage l'impact de la charge sur la transmission des messages. Elle perd même en réalisme car il est peu probable qu'un message soit retardé dans chaque relais intermédiaire. En effet, le décalage des connexions dans le cas précédent ne conduit pas nécessairement à une attente systématique du message dans les relais. Une connexion a pu commencer bien avant l'arrivée du message et être directement utilisable par ce dernier. Forcer une attente à chaque saut est donc moins réaliste et n'apportera pas de nouvelles conclusions par rapport aux deux évaluations de *DQN* sur un réseau chargé.

Les résultats de *DQN* avec cette deuxième approche pour simuler la charge sont présentés dans la Figure 5.10. Les simulations sont faites pour des délais de décalage fixes de 5s à 100s. Le ratio entre délai d'acheminement de *DQN* et de l'*Oracle* est représenté par la ligne colorée. Pour chaque paire, il est globalement stable et diminue même pour 3 des 4 paires. Ces expériences soulignent la résistance de *DQN* en présence de conditions difficiles telle que la charge du réseau. Ainsi, malgré la charge croissante du réseau, les performances de *DQN* restent relativement stables et ont même tendance à se rapprocher de l'optimalité puisque le ratio *DQN/Oracle* diminue dans 3 des 4 cas considérés. Ce ratio reste constant dans le quatrième cas ce qui signifie que les performances de *DQN* ne se dégradent pas dans nos expériences pour les différents cas considérés. L'algorithme de réplication mis en œuvre dans *DQN* induit une légère augmentation de l'*overhead*, environ 50 % en moyenne, mais permet d'obtenir des performances satisfaisantes en termes de délai d'acheminement. *DQN* obtient ainsi des délais supérieurs de 60 % sur les délais optimaux les plus courts et de moins de 10% sur les délais optimaux les plus longs. Cette augmentation modérée

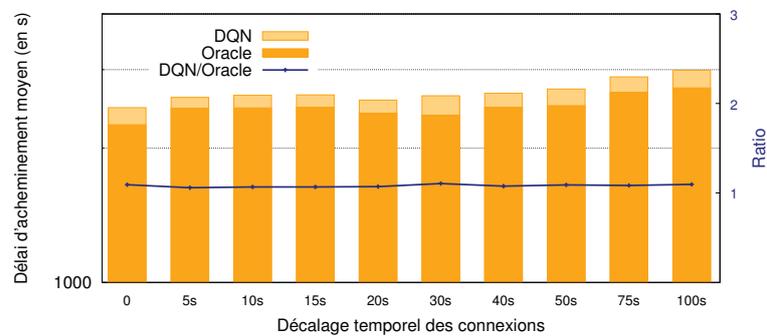
de l'*overhead* et du délai d'acheminement en valeur absolue permet, en contre partie, de construire un système tolérant aux fautes, simple à mettre en œuvre avec des décisions algorithmiques peu complexes et de conserver, voire d'améliorer, ce niveau de performances malgré la détérioration des conditions du réseau.



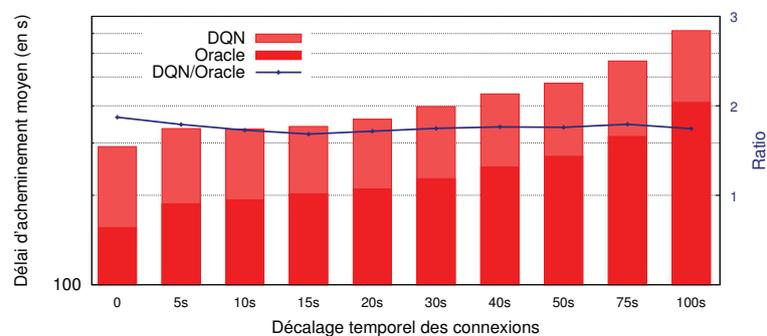
(a) 29-137



(b) 43-119



(c) 79-84



(d) 118-60

Figure 5.10 – Comparaison *DQN* et Oracle en fonction du délai de décalage des connexions (Résultats moyennés sur 10 simus).

Deuxième partie

Modélisation d'un réseau DTN et du protocole de routage Binary Spray and Wait

Modélisation du délai d'acheminement de BSW

Sommaire

6.1	Contexte de l'étude	84
6.1.1	Hypothèses	85
6.1.2	Notations	85
6.2	Modélisation du délai d'acheminement des messages par le routage <i>Binary Spray and Wait</i> dans un réseau homogène	86
6.2.1	Définition de la chaîne de Markov	86
6.2.2	Utilisation de la chaîne	90
6.2.3	Exemples pratiques de construction de chaînes	91
6.2.4	Validation du modèle	93
6.3	Extension du modèle pour les réseaux hétérogènes	95
6.3.1	Construction de la chaîne de Markov dans le cas hétérogène	95
6.3.2	Exemples de chaînes	97
6.3.3	Validation du modèle	99
6.4	Application du modèle à un contexte réel	102
6.4.1	Objectifs de ce cas d'étude	102
6.4.2	Simulations	103
6.5	Conclusion	103

De nombreux algorithmes de routage *DTN* ont été proposés ces dernières années. L'évaluation générale de ces algorithmes de routage est délicate. En effet, toutes les propositions d'algorithmes de routage *DTN* sont validées par des simulations dans des contextes particuliers, notamment dans le choix du mouvement des nœuds mobiles. Pour essayer de garder un caractère générique certains tests sont effectués sur un réseau de nœuds mobiles ayant un mouvement parfaitement aléatoire. Certains protocoles de routage utilisent la présence de caractéristiques particulières liées aux mouvements de groupes dans les réseaux qui ne sont pas présentes sur des mouvements purement aléatoires. Les validations se font alors sur des traces réelles collectées au cours de divers événements comme les traces proposées par le *MIT* [68] et les traces de l'université de Cambridge [20]. La simulation présente dans ce contexte des limites. Des efforts de généralisation de ces simulations ont été entrepris pour évaluer les performances des protocoles de routage et notamment la reproductibilité de ces dernières. Actuellement, *The ONE* [69] qui est un simulateur de réseaux opportunistes est devenu un outil de référence et reste en développement avec des mises à jour régulières et l'intégration progressive des différentes propositions d'algorithmes de routage. Néanmoins, il est nécessaire de modéliser les protocoles de routage *DTN* pour se soustraire à l'évaluation systématique par simulation. La modélisation permet d'obtenir des résultats généraux et indépendants des conditions de simulations. De plus, elle est généralement plus rapide qu'une campagne de simulations aboutissant à des résultats de même degré de précision. De tels modèles peuvent en outre permettre la mise en œuvre d'émulation de réseaux *DTN*. Certaines approches ont proposé des modèles markoviens ou des modèles fluides pour étudier les performances de certains algorithmes de routage basiques tels que le routage épidémique, le routage épidémique contraint, le *2-hop routing* et *2-hop limited routing*. Le *2-hop routing* est une limitation à deux sauts du routage épidémique alors que le *2-hop limited routing* correspond au routage *Spray and Wait* basique (non binaire). Une extension probabiliste appelée *p-q routing*, entre l'épidémique et le *2-hop routing*, a aussi été modélisée. D'autres études se sont concentrées sur les problèmes de contraintes des ressources dans ces réseaux. Cependant, aucun de ces modèles n'a considéré le routage *Spray and Wait* binaire. De plus, tous les modèles précédents se sont inscrits dans le cas de loi d'inter-contact entre nœuds de même paramètre.

6.1 Contexte de l'étude

Actuellement, les modèles développés n'ont pas réussi à modéliser la dissémination des messages dans les réseaux non homogènes et n'ont pas su capturer la dissémination des copies des routages non probabilistes. Dans ce chapitre, nous nous attaquons à ces deux points particuliers. D'une part, nous proposons un modèle capable d'appréhender la dissémination des messages dans des réseaux hétérogènes et d'autre part, nous nous intéressons à un routage non probabiliste. Le routage étudié est le *Binary Spray and Wait* qui reste une référence parmi tous les routages *DTN* développés pour les différentes raisons déjà évoquées dans le Chapitre 1. Il est donc légitime de s'attaquer en premier lieu à ce protocole de routage non probabiliste. Son fonctionnement complet est détaillé dans le chapitre 3.

6.1.1 Hypothèses

La modélisation de l'algorithme *Binary Spray and Wait* est faite selon deux hypothèses principales.

1. Les buffers de stockage des bundles des nœuds sont considérés comme infinis. Les pertes qui résultent d'une congestion au niveau d'un nœud ne sont donc pas considérées. Il en est de même pour les pertes éventuelles dues à des erreurs liens. Enfin, la capacité d'échange entre nœud lors d'un contact est considérée comme suffisante pour transmettre l'ensemble des bundles désirés. Le cadre de la congestion sera discuté plus tard dans ce chapitre ;
2. Les lois d'inter-contacts entre nœuds sont considérées comme exponentielles. D'après les travaux de Leboudec [51], les auteurs montrent que l'échelle de temps adaptée dans le cas d'un réseau opportuniste est du même ordre que le temps caractéristique et que par conséquent, la caractéristique de queue lourde de l'exponentielle est importante. Il en résulte que la distribution exponentielle des inter-contacts prend tout son sens et qu'un modèle markovien est justifié. Les auteurs insistent aussi sur le fait que considérer des distributions de puissance pour les inter-contacts mène à des performances pessimistes.

Bien que l'hypothèse du caractère exponentiel des lois d'inter-contacts soit justifiée, il serait intéressant de qualifier et quantifier l'erreur commise par cette considération théorique dans le cas de lois différentes. Cet aspect fera l'objet d'une partie de ce chapitre.

6.1.2 Notations

Nous considérons un réseau formé de N nœuds, notés n_i , $i \in \{1, \dots, N\}$. $\forall (i, j) \in \{1, \dots, N\}^2$, $i \neq j$, la loi d'inter-contacts entre n_i et n_j est une loi exponentielle de paramètre $\lambda_{i,j} = \lambda_{j,i}$.

6.1.2.1 Réseau homogène

Nous qualifions un réseau d'homogène si le paramètre de la loi exponentielle d'inter-contact est le même pour toute paire de nœuds considérée. Ainsi si $\forall (i, j) \in \{1, \dots, N\}^2$, $i \neq j$, $\lambda_{i,j} = \lambda$ le réseau est dit homogène. Cette caractérisation n'implique aucune contrainte explicite sur le mouvement des nœuds. Cependant, bien qu'il soit possible d'avoir différents mouvements menant à ce résultat, il est important de se rappeler que la nature du mouvement des nœuds impacte directement sur les lois d'inter-contact entre nœuds. Ainsi, l'homogénéité des lois d'inter-contacts traduit une potentielle homogénéité de mouvements des nœuds.

6.1.2.2 Réseau hétérogène

Nous qualifions de réseau hétérogène un réseau sur lequel il existe plusieurs paramètres de lois d'inter-contacts. En pratique, il suffit que deux paires de nœuds

n'aient pas le même paramètre de loi exponentielle pour que le réseau ne soit pas homogène. Sauf homogénéité dans le mouvement des nœuds, les réseaux sont généralement hétérogènes. En particulier dans le cas de la mobilité humaine où il existe des groupes et donc des nœuds qui se rencontrent moins souvent que d'autres.

Table 6.1 – Notations utilisées pour la modélisation.

Notation	Définition
N	nombre de nœuds dans le réseau
i	index des nœuds
n_i	i^{me} nœud du réseau
$\lambda_{i,j}$	paramètre de la loi exponentielle d'inter-contact entre n_i et n_j
λ	paramètre de loi d'inter-contact dans le cas homogène
$L = 2^k$	facteur de réplication du routage <i>BSW</i>

6.2 Modélisation du délai d'acheminement des messages par le routage Binary Spray and Wait dans un réseau homogène

Le modèle est construit en deux phases. Tout d'abord, nous développons une chaîne de Markov représentant la dissémination des copies dans le réseau avec un état absorbant correspondant à la délivrance du message. Puis, nous appliquons le théorème du temps de première atteinte entre l'état initial de la chaîne représentant la création du message et l'état absorbant. Ce théorème donne ainsi la probabilité d'atteindre l'état absorbant depuis l'état initial en fonction du temps ce qui correspond exactement au délai d'acheminement du message entre la source et la destination. Cette probabilité d'atteinte temporelle correspond à la distribution du délai d'acheminement si elle tend vers 1. Dans le cas contraire, pour être rigoureux, on ne peut pas parler de distribution mais simplement de probabilité de délivrance du message en un temps donné. La principale difficulté est de créer la chaîne de Markov qui représente la dissémination des messages par l'algorithme *BSW*.

6.2.1 Définition de la chaîne de Markov

Un état de la chaîne de Markov est défini comme une répartition possible d'un message et de ses copies dans le réseau. Par exemple, une répartition possible pour un facteur de réplication de 8 peut être : un nœud avec 4 copies, un nœud avec 2 copies et deux nœuds avec 1 copie. Pour faciliter l'écriture, nous considérons que le facteur de réplication est une puissance de 2 : 2^k . Malgré cette simplification d'écriture, la méthodologie de construction de chaîne décrite dans ce chapitre reste inchangée et facilement adaptable pour un facteur de réplication quelconque.

Théorème 1. Nombre d'états dans la chaîne de Markov

Dans un réseau DTN homogène à N nœuds utilisant le routage Binary Spray and Wait avec un facteur de réplication de $L = 2^k$, le nombre d'états de la chaîne de Markov est de :

$$N_{states} = \beta(k) + 1$$

avec $\beta(k)$ le nombre de partitions binaires de 2^k .

Démonstration.

Un état correspond à une répartition particulière des copies d'un message dans le réseau. Selon le protocole de routage BSW, un nœud relais donne la moitié de ses propres copies jusqu'à ce qu'il n'en ait plus qu'une seule. Ainsi, chaque nœud peut avoir un nombre de copies contenu dans $\{1, 2, 4, \dots, 2^k\}$. De plus, aucune discrimination sur les nœuds n'a besoin d'être faite puisqu'il s'agit d'un réseau homogène. Le nombre de répartitions possibles des copies d'un message correspond donc au nombre de partitions possibles de 2^k en puissance de 2 noté $\beta(k)$. Puisque nous nous intéressons au délai nécessaire à la première copie du message pour atteindre la destination nous ajoutons un état absorbant qui représente cette délivrance finale du message. Par conséquent, le nombre d'états de la chaîne est $\beta(k) + 1$. \square

Le tableau 6.2 présente les résultats du nombre d'états de la chaîne pour quelques valeurs de L . Il est évident que ces valeurs n'ont de sens que si $L < N$.

Table 6.2 – Valeur de la suite β en fonction de L .

L	$\beta(k)$	L	$\beta(k)$
2	2	32	202
4	4	64	1828
8	10	128	27340
16	36	256	692005

Ce résultat donne une indication sur le nombre d'états qui seront présents dans la chaîne de Markov à créer. Il faut désormais détailler comment calculer les paramètres de transitions entre les états de la chaîne.

6.2.1.1 Minimum de lois exponentielles (Résultats commun de la théorie des probabilités)

Nous rappelons ici un résultat classique en probabilités que nous utiliserons dans la suite pour calculer les différentes transitions entre états des chaînes de Markov.

Rappel :

Soient $\{X_i\}_{i \in \{1, \dots, n\}}$ n variables aléatoires suivant des lois exponentielles de paramètre respectif λ_{X_i} .

Soit $Z = \text{Min}_{i \in \{1, \dots, n\}} X_i$. Alors, Z est une variable aléatoire suivant une loi exponentielle de paramètre :

$$\lambda_Z = \sum_{i=1}^n \lambda_{X_i}$$

6.2.1.2 Calcul des paramètres de transitions entre états de la chaîne de Markov

Il existe deux types de transitions dans la chaîne :

- Type 1 : les transitions d'un état quelconque de la chaîne vers l'état absorbant
- Type 2 : les transitions entre deux états quelconques de la chaîne

6.2.1.3 Transition de type 1

L'expression du paramètre de transition entre un état quelconque et l'état absorbant dépend du nombre de nœuds qui possèdent au moins une copie du message. Notons ce nombre n_p . Chacun des n_p nœuds peuvent entrer en contact avec la destination et par conséquent délivrer le message. La destination est atteinte dès qu'un de ces n_p nœuds est en contact avec elle. Ainsi, la loi de la transition d'un état vers l'état absorbant est donnée par le minimum de n_p lois exponentielles de paramètre λ qui est donc d'après le résultat rappelé en 6.2.1.1, une loi exponentielle de paramètre $n_p \lambda$. Le paramètre d'une transition de type 1 est donc $n_p \lambda$. A ce niveau, il est possible de distinguer deux cas simples : soit la source peut entrer en contact avec la destination (ACD : avec contact direct) soit elle ne peut pas (SCD : sans contact direct). La source gardant toujours au moins une copie du message, l'introduction de cette variante ne se traduit que par un léger changement du paramètre des transitions de type 1. Le paramètre de ces transitions s'écrit alors : $n_p \lambda$ dans le cas SCD et $(n_p - 1) \lambda$ dans le cas ACD.

6.2.1.4 Transition de type 2

Nous qualifions ce type de transition de normale car elle ne fait pas intervenir d'états particuliers de la chaîne. Pour calculer le paramètre d'une transition normale il faut analyser plus précisément la répartition des copies. En effet, une répartition

possible des copies peut s'écrire :

$$L = 2^k = \sum_{j=0}^k a_j 2^j$$

où a_j représente le nombre de nœuds qui possèdent 2^j copies du message. La répartition des copies se représente ainsi par le vecteur :

$$(a_j)_{j \in \{0, \dots, k\}}$$

Considérons $(a_j)_{j \in \{0, \dots, k\}}$ et $(b_j)_{j \in \{0, \dots, k\}}$ deux répartitions possibles des copies d'un message, correspondant respectivement aux états A et B. Supposons que la transition de l'état A vers l'état B se fasse par le contact d'un nœud ayant 2^m copies avec un nœud sans copie. La relation liant les états A et B peut alors s'écrire :

$$b_m = a_m - 1 \text{ and } b_{m-1} = a_m + 2, m \in \{1, \dots, n\}$$

avec $m \geq 1$ puisqu'un nœud avec une copie conserve cette dernière copie pour un éventuel contact avec la destination (phase de Wait de l'algorithme *BSW*). En conservant les notations précédentes il est possible d'exprimer n_p (le nombre de nœuds ayant au moins une copie du message) de la manière suivante :

$$n_p = \sum_{j=0}^k a_j$$

La transition entre les états A et B a lieu parce qu'un nœud ayant 2^m copies donne 2^{m-1} de ses copies à un nœud n'en ayant aucune. Il est possible de calculer le nombre exact de nœuds n'ayant aucune copie dans l'état A. Ainsi, le nœud donnant la moitié de ses copies peut les donner à $N - n_p - 1$ nœuds sans copie. La soustraction -1 dans l'expression précédente traduit le fait que l'on ne considère pas la destination qui est prise en compte lors des transitions de type 1. En pratique, ce transfert de copies a lieu avec le premier nœud rencontré. Cette loi de transition correspond donc au minimum de $N - n_p - 1$ lois exponentielles de paramètre λ . De plus, pour effectuer cette transition de A vers B il suffit qu'un nœud parmi les a_m nœuds ayant 2^m copies transfère la moitié de ses copies. Par conséquent la loi de transition de A vers B est donnée par le minimum de $a_m(N - n_p - 1)$ lois exponentielles de paramètre λ . Finalement le paramètre de transition de l'état A vers l'état B s'écrit :

$$a_m(N - n_p - 1)\lambda$$

6.2.1.5 Raffinement et limites

Tous les paramètres de transition doivent être positifs. Si $L \geq N$, cela signifie que certains états ne sont pas atteignables car ils n'ont pas de sens réel. En effet, si le réseau ne présente que 7 nœuds et utilise avec un facteur de réplication de 8, il est évident qu'il est impossible d'atteindre un état où 8 nœuds possèdent une seule

copie d'un message. Cet état perd même tout sens réel. En pratique, ce genre de limites n'est pas problématique et se traduit simplement par la suppression de tels états. Il faut ainsi considérer le calcul du nombre d'états dans la chaîne comme celui d'une limite supérieure, atteintes si $N > L$. Les calculs précédents restent néanmoins parfaitement valides sur la chaîne simplifiée.

La chaîne de Markov est désormais constructible puisque le nombre d'états et leurs correspondances sont définis ainsi que l'expression littérale des deux types de transitions qui peuvent être présentes dans la chaîne.

6.2.2 Utilisation de la chaîne

La seconde phase consiste à appliquer sur la chaîne précédemment construite le théorème du temps de première atteinte afin d'obtenir la probabilité temporelle du délai d'acheminement d'un message. Pour rappel, ce théorème s'applique entre deux états de la chaîne. Pour obtenir le délai d'acheminement, les deux états à considérer sont l'état initial correspondant à la création du message et l'état absorbant correspondant à la première délivrance d'une copie du message.

6.2.2.1 Théorème du temps de première atteinte [70]

Soit $X = \{X(t) : t \geq 0\}$ une chaîne de Markov à temps continu avec un nombre d'états dénombrables I . Soit $T_j = \inf\{t > 0 : X_t = j\}$ la première valeur positive pour laquelle la variable se trouve dans l'état j . Définissons, pour $i, j \in I$,

$$F_{ij}(t) = P_i\{T_j \leq t\} = P\{T_j \leq t | X(0) = i\},$$

alors $F_{ij}(t)$ est la probabilité d'être entré dans l'état j à un temps inférieur à t , en ayant débuter la chaîne en i . La fonction matricielle du temps de première atteinte se définit comme :

$$F(t) = F_{ij}(t) : i, j \in I, t \geq 0,$$

avec $F(0) = I$ et

$$F_{ij}(t) = \int_0^t f_{ij}(s) ds = \int_0^t P_i\{T_j \in ds\},$$

où $f_{ij}(t)$ est la densité du temps de première atteinte. La fonction matricielle $f = (f_{ij}(t), t \geq 0)$ et P sont liées par l'équation intégrale suivante :

$$p_{ij}(t) = \int_0^t f_{ij}(s)p_{jj}(t-s)ds, \text{ pour } i, j \in I \text{ et } t \geq 0.$$

6.2.2.2 Application pratique

Le théorème énoncé de manière littérale peut de manière pratique s'appliquer de plusieurs façons. Pour nos études nous avons procédé de la sorte :

1. Calcul sur la transformée de Laplace de la matrice associée à la chaîne de Markov ;
2. Inversion de la matrice pour obtenir le rapport ;
3. Inversion de Laplace pour revenir dans le domaine temporelle.

L'inversion de la matrice n'est pas la méthode la plus rapide. Selon les cas un pivot de Gauss-Jordan est suffisant et bien plus rapide pour trouver le rapport cherché.

6.2.3 Exemples pratiques de construction de chaînes

Afin d'illustrer l'ensemble des règles fournies dans la partie précédente, nous présentons la construction de chaînes sur deux exemples simples. Un troisième exemple de chaîne est présenté mais n'est pas détaillé. La construction de la chaîne est facilement automatisable étant données les règles de construction énoncées. En pratique, nous avons développé un programme en Java pour effectuer cette automatisation. Les chaînes présentées correspondent à un facteur de réplication L de 4 (Figure 6.2.3.1), 8 (Figure 6.2.3.2) et 16 (Figure 6.3) et s'inscrivent dans le cas SCD (pas de contact direct entre source et destination). Cela se traduit sur la chaîne par l'absence de transition directe entre l'état initial et l'état absorbant.

6.2.3.1 Exemple 1, $L = 4$

Dans le cas de $L = 4$ et d'après le tableau 6.2 le nombre d'états de la chaîne est de 5. En effet, les différentes répartitions possibles de 4 copies d'un message dans le réseau sont :

- 1 nœud avec 4 copies noté vectoriellement $(0, 0, 1)$
- 2 nœuds avec 2 copies noté vectoriellement $(0, 2, 0)$
- 1 nœud avec 2 copies et 2 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(2, 1, 0)$
- 4 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(4, 0, 0)$

Aux 4 états de la chaîne correspondant à ces 4 répartitions possibles s'ajoute l'état absorbant pour obtenir in fine 5 états dans la chaîne de Markov. Nous ne détaillons pas tous les calculs des transitions entre états mais présentons uniquement l'exemple de la transition de l'état 1 (état dans lequel 2 nœuds ont 2 copies) vers l'état 2 (état dans lequel 1 nœud a 2 copies et 2 nœuds ont 1 copie). Plutôt que d'appliquer la formule de calcul énoncée dans la partie précédente nous reprenons le cheminement logique qui a conduit à l'énoncé de cette formule sur ce cas particulier. Ainsi, cette transition a lieu car un nœud ayant deux copies rencontre un nœud du réseau n'ayant aucune copie et vers qui il transfère la moitié de ses copies soit 1 copie. Il y a N nœuds dans le réseau auxquels il faut soustraire les deux nœuds ayant déjà des copies du message et la destination soit $N - 3$ nœuds vers lesquels un nœud ayant 2 copies peut transférer une copie s'il rentre en contact avec. De plus il y a dans l'état 1 deux nœuds qui possèdent 2 copies et qui peuvent être à l'origine de cette transition. La transition

de l'état 1 vers l'état 2 correspond ainsi au minimum de $2(N-3)$ lois exponentielles de paramètre λ . Son paramètre est $2(N-3)\lambda$. Si on applique la formule de calcul des transitions précédemment énoncée on retrouve bien : $a_m = 2$ et $n_p = 2$. Le paramètre de la transition $2(N-3)\lambda$ est donc bien retrouvé. L'illustration de cette chaîne est présentée en Figure 6.2.3.1.

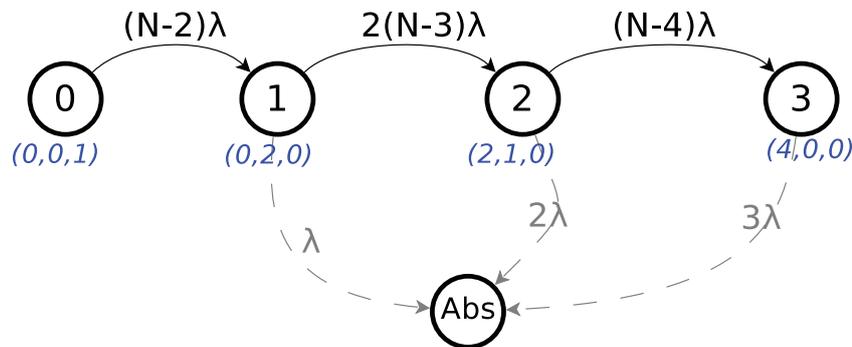


Figure 6.1 – Exemple de chaîne de Markov représentant un réseau homogène avec $L = 4$ (Le vecteur représentatif de l'état est indiqué avec les états).

6.2.3.2 Exemple 2, $L = 8$

Dans le cas de $L = 8$ et d'après le tableau 6.2, le nombre d'états de la chaîne est de 11. En effet, les différentes répartitions possibles de 8 copies d'un message dans le réseau sont :

- 1 nœud avec 8 copies noté vectoriellement $(0, 0, 0, 1)$
- 2 nœuds avec 4 copies noté vectoriellement $(0, 0, 2, 0)$
- 1 nœud avec 4 copies et 2 nœuds avec 2 copies noté vectoriellement $(0, 2, 1, 0)$
- 1 nœud avec 4 copies, 1 nœud avec 2 copies et 2 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(2, 1, 1, 0)$
- 1 nœud avec 4 copies et 4 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(4, 0, 1, 0)$
- 4 nœuds avec 2 copies noté vectoriellement $(0, 4, 0, 0)$
- 3 nœuds avec 2 copies et 2 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(2, 3, 0, 0)$
- 2 nœuds avec 2 copies et 4 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(4, 2, 0, 0)$
- 1 nœud avec 2 copies et 6 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(6, 1, 0, 0)$
- 8 nœuds avec 1 copie noté vectoriellement $(8, 0, 0, 0)$

Encore une fois, il faut rajouter l'état absorbant de la chaîne comme présenté dans la Figure 6.2.3.2. L'explication du calcul des transitions faite sur l'exemple précédent s'applique également dans ce cas. Nous ne détaillons donc pas ces calculs.

6.2.3.3 Exemple 3, $L = 16$

Dans le cas de $L = 16$ et d'après le tableau 6.2 le nombre d'états de la chaîne est de 37. Nous ne détaillons donc pas les différentes répartitions possibles des 16 copies mais présentons uniquement sa représentation en Figure 6.3.

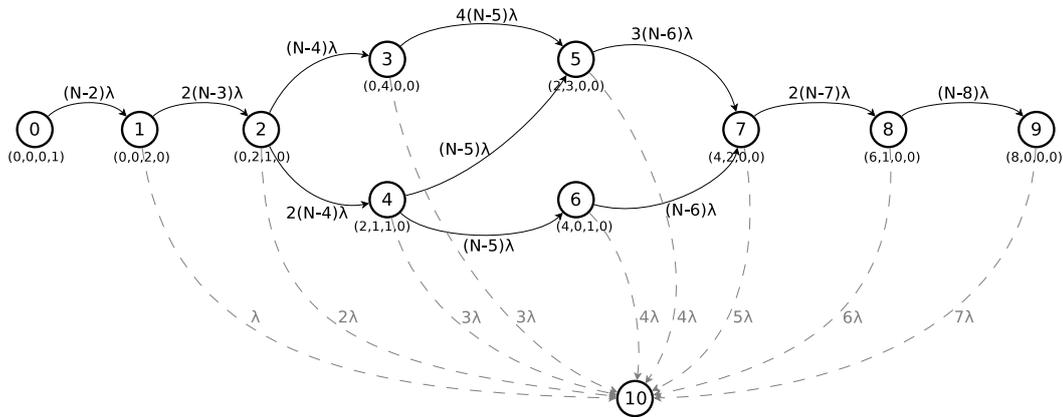


Figure 6.2 – Exemple de chaîne de Markov représentant un réseau homogène avec $L = 8$ (Le vecteur représentatif de l'état est indiqué avec les états).

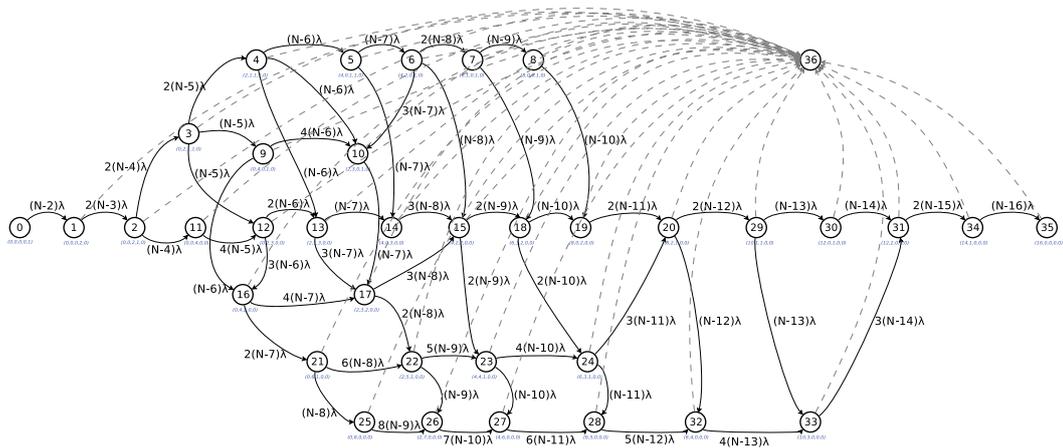


Figure 6.3 – Exemple de chaîne de Markov représentant un réseau homogène avec $L = 16$ (Le vecteur représentatif de l'état est indiqué avec les états).

6.2.4 Validation du modèle

Pour valider le modèle précédent nous avons mené une campagne de mesures pour différentes valeurs de L et N . Le tableau 6.3 résume les différents cas évalués et donne les principaux paramètres du réseau.

Pour effectuer les simulations, nous avons utilisé le simulateur de réseau opportuniste *The ONE* [69]. Pour évaluer D , la variable aléatoire correspondant au délai d'acheminement des messages, nous avons tout d'abord créé un fichier de trace de contacts de plusieurs milliers de contacts suivant les paramètres de loi d'inter-contacts donnés par le cas simulé. En utilisant ce fichier, la simulation consiste à envoyer N_e messages depuis la source. Une fois qu'un message est créé, le processus de diffusion commence. La génération des messages est suffisamment espacée pour garantir que chaque message transmis de la source à la destination corresponde à une observation

Table 6.3 – Les différents cas simulés et comparés aux résultats théoriques obtenus avec le modèle.

Cas	L	N	$\frac{1}{\lambda}$
#1	4	6	50s
#2	4	20	200s
#3	8	20	200s
#4	16	20	200s

indépendante de la variable aléatoire D . En pratique, pour s'assurer que nous observons bien N_e événements indépendants, nous fixons un délai d'attente entre deux créations de message très grand devant $\frac{1}{\lambda}$. Dans tous les cas simulés, cela permet d'évaluer précisément la distribution de probabilité suivie par la variable aléatoire D . Cependant, il est facile d'augmenter la précision de cette évaluation en augmentant le nombre des événements observés. Dans nos simulations, N_e évolue entre 2000 to 10000. Une tendance de la distribution de D peut être obtenue avec des valeurs de N_e plus petites. Cependant, choisir des valeurs de N_e plus grandes permet d'obtenir une précision plus élevée, ce qui se traduit sur les figures par des courbes plus lisses.

Les résultats théoriques ont été obtenus avec Matlab selon la méthode explicitée précédemment en rapport à l'application du théorème du temps de première atteinte. La Figure 6.4 présente à la fois les résultats théoriques et de simulations pour chacun des cas envisagés et décrits dans le Tableau 6.3. Cette figure présente notamment les résultats obtenus pour un réseau de 20 nœuds avec un facteur de réplication évoluant de 4 à 16. Les résultats soulignent la grande précision du modèle puisque les courbes issues de la simulation et du modèle analytique sont quasiment confondues.

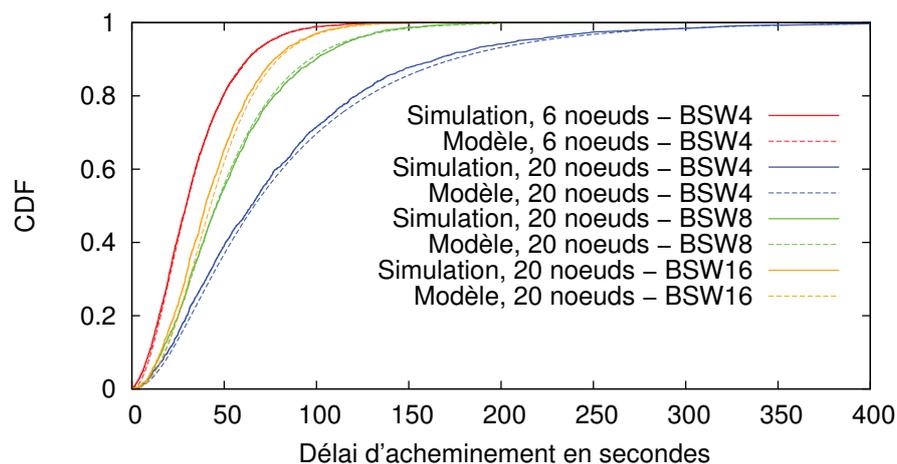


Figure 6.4 – Comparaison des résultats obtenus par simulation et avec le modèle analytique pour les différents cas de réseaux homogènes considérés.

Le modèle homogène permet d'obtenir avec précision la loi de probabilité du délai

d'acheminement d'un message dans un réseau homogène. Ces résultats sont validés par la simulation et il est alors intéressant d'étendre ce modèle au cas des réseaux hétérogènes.

6.3 Extension du modèle pour les réseaux hétérogènes

Comme expliqué dans la partie 6.2, dans un réseau homogène il n'y a aucun besoin de discrimination des nœuds ayant le même nombre de copies. Si deux nœuds ont x copies d'un message, le fait de pouvoir les distinguer est sans importance et sans conséquence puisque cela n'intervient pas dans le modèle analytique. En effet, si l'on s'intéresse plus précisément aux considérations faites dans le modèle analytique, on s'aperçoit que le fait d'avoir des groupements de nœuds ne pose aucun problème dans la description des états de la chaîne et dans le calcul des transitions. En particulier pour le calcul des transitions, cette discrimination des nœuds serait inutile. En revanche, dans le cas d'un réseau hétérogène, chaque paire de nœuds peut avoir un paramètre de loi d'inter-contacts différent. Ainsi, il devient nécessaire d'intégrer une discrimination des nœuds pour calculer les transitions de la chaîne. La discrimination est aussi nécessaire dans la représentation de la répartition des copies dans le réseau et doit donc se retrouver pour la définition des états de la chaîne. De manière évidente, cette intégration conduit à une augmentation du nombre d'états dans la chaîne de Markov. La taille de la chaîne alors indépendante du nombre de nœuds dans le réseau pour le cas homogène ne l'est plus dans le cas hétérogène où elle devient fonction du nombre de nœuds du réseau N .

Cependant, le surcroît de complexité qui accompagne ce nouveau modèle va permettre de calculer la loi du délai d'acheminement d'un message dans n'importe quel réseau *DTN* utilisant le protocole de routage *BSW*. Cela permet notamment l'application du modèle aux réseaux comportant des groupes comme les réseaux sociaux où certaines paires de nœuds n'entrent jamais en contact.

6.3.1 Construction de la chaîne de Markov dans le cas hétérogène

La construction de la chaîne de Markov représentant la dissémination des copies d'un message dans un réseau hétérogène peut être vue comme une généralisation du cas homogène. Pour ce faire nous utiliserons une matrice en lieu et place d'un vecteur pour décrire une répartition des copies d'un message dans le réseau. Chaque ligne de cette matrice représente un nœud du réseau et chaque colonne représente un nombre de copies de la même manière qu'avec le vecteur utilisé dans le cas homogène. La dimension supplémentaire apportée par le passage d'un vecteur à une matrice permet ainsi la discrimination des nœuds. Une répartition des copies est notée :

$$R = (r_{i,j})_{1 \leq i \leq N-1; 1 \leq j \leq k+1}$$

R ne possède que $N - 1$ lignes puisqu'il n'est pas utile de considérer la destination dans la répartition des copies. Soit un vecteur V défini par :

$$V = (v_i)_{1 \leq i \leq k+1} \text{ tel que } v_i = \sum_{m=1}^{N-1} r_{m,i} \quad (6.1)$$

V peut alors être considéré comme la répartition de copies correspondant au cas homogène. Ainsi, le cas hétérogène correspond à une extension du cas homogène consistant à découper chaque état du cas homogène pour former plusieurs états du cas hétérogène. Ce découpage permet la discrimination des nœuds. L'état absorbant reste inchangé et a la même signification dans ces deux cas. La relation 6.1 définit le lien entre la représentation vectorielle du cas homogène et la représentation matricielle du cas hétérogène.

6.3.1.1 Calcul des transitions

Le calcul des transitions d'un état quelconque vers l'état absorbant s'effectue de la même manière que dans le cas homogène. Pour le cas des transitions d'un état vers un autre qui correspond aux transitions de type 2 du cas homogène, il n'y a aucun calcul à effectuer dans le cas hétérogène. En effet, la discrimination complète des nœuds dans le cas hétérogène implique que la transition d'un état vers un autre s'effectue uniquement par la rencontre de deux nœuds particuliers du réseau. Il n'y a pas de minimum de lois à considérer mais seulement la loi d'inter-contacts entre ces deux nœuds. Le paramètre de la transition entre ces deux états correspond finalement au paramètre de la loi exponentielle d'inter-contacts de la paire de nœuds à l'origine de la transition.

6.3.1.2 Nombre de liens partant d'un état

Pour construire la chaîne de Markov représentant la répartition des copies dans le réseau hétérogène, il est maintenant nécessaire de savoir comment s'organisent les liens entre les différents états de la chaîne. Pour se faire, on s'intéresse au nombre de liens, n_l , qui partent d'un état donné et le lie à d'autres états. n_l s'exprime de la manière suivante :

$$n_l = \sum_{j=1}^k (N - 1 - n_p) n_r(j)$$

avec n_p le nombre de nœuds qui possèdent au moins une copie du message et $n_r(j)$ le nombre de nœuds qui détiennent 2^j copies. Le nombre exact d'états de la chaîne est quant à lui complexe à calculer. En effet, bien que le découpage d'un état de la chaîne homogène en états correspondants du cas hétérogène est assez simple à écrire, il aboutit à la création d'états identiques qu'il est nécessaire de supprimer. Une expression naïve du nombre d'états dans la chaîne basée sur ce découpage surestime ainsi largement le nombre d'états véritablement présents dans la chaîne. Cet aspect est difficile à exprimer théoriquement rendant particulièrement complexe la définition d'une expression littérale du nombre d'états dans la chaîne de Markov du cas hétérogène. En pratique, nous avons automatisé cette étape de découverte d'états avec un programme Java.

6.3.2 Exemples de chaînes

Pour illustrer la construction de la chaîne dans un cas hétérogène, nous présentons dans la Figure 6.5 la construction d'une chaîne correspondant au cas $N = 5$ et $L = 4$. Le nombre de nœuds et le facteur de réplication sont volontairement petits pour obtenir une chaîne avec un nombre raisonnable d'états afin d'être plus facilement représentable. Cette figure détaille le cheminement de l'éclatement des états homogènes pour construire la chaîne du cas hétérogène.

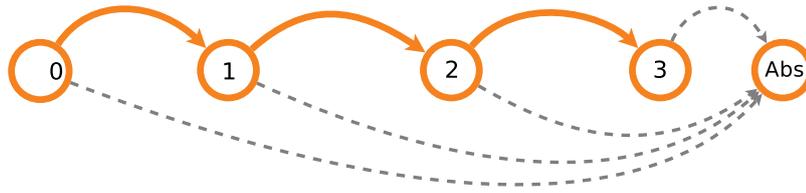
On peut remarquer sur cette figure que la forme de la chaîne du cas homogène pour $L = 4$ se retrouve et qu'il s'agit bien d'un éclatement des états pour passer du cas homogène au cas hétérogène. Le cas considéré ici est un cas ACD (la source peut être en contact avec la destination). Ceci se remarque par la présence d'une transition liant l'état initial à l'état absorbant. La Figure 6.5(c) présente un état particulier encadré en gris. Il s'agit d'un état dans lequel le nœud 1 (source) et le nœud 2 ont 2 copies et les nœuds 3, 4 et 5 (destination) n'en ont pas. Nous considérons cet état pour donner un exemple de calcul illustratif de l'expression de n_l . Il n'y a qu'une seule forme de transition possible à partir de cet état qui est engendrée par le contact d'un nœud ayant 2 copies avec un nœud sans copie puisque $n_r(2) = 0$. Ainsi $n_p = 2$, $n_r(1) = 2$ et par conséquent $n_l = 4$. Cela signifie que l'état considéré doit être connecté à quatre autres états de la chaîne ce qui est visible sur la 6.5(c)

Comme nous l'avons précisé précédemment le calcul du nombre d'états dans la chaîne est complexe dans le cas général. Néanmoins, dans le cas $L = 4$ nous pouvons exprimer de manière littérale le nombre d'états de la chaîne en se basant sur sa forme. On peut remarquer que dans ce cas chaque niveau de la chaîne correspond au nombre de nœuds qui ont au moins une copie du message. Le premier niveau ne présente qu'un seul état correspondant à l'état initial dans lequel la source possède toutes les copies du message. Un état du second niveau est un état où la source possède 2 copies et un nœud parmi les $N - 2$ autres nœuds aussi. Il y a donc $\binom{N-2}{1}$ différents états possibles dans ce deuxième niveau. Un état du troisième niveau est un état dans lequel un nœud a deux copies et deux nœuds ont une copie. Il y a par conséquent $(N-1)\binom{N-2}{2}$ différents états possibles dans ce niveau. Enfin un état du dernier niveau est un état dans lequel quatre nœuds ont une copie. Cependant parmi ces quatre nœuds, la source est toujours présente puisqu'elle conserve toujours au moins une copie du message. Ainsi, il y a $\binom{N-2}{3}$ états différents dans ce dernier niveau. Finalement, en ajoutant l'état absorbant de la chaîne, le nombre d'états présents dans la chaîne en fonction de N est :

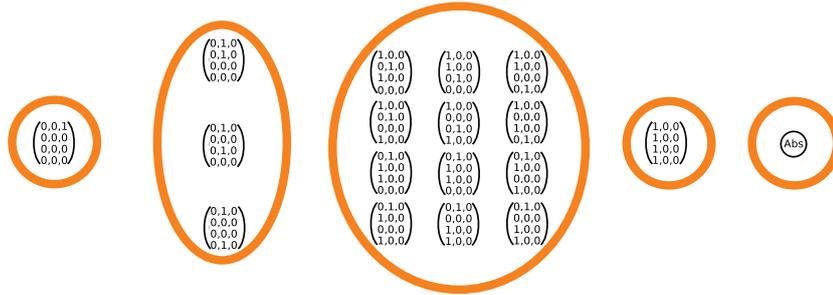
$$2 + \frac{N-2}{6}(6 + (N-3)(4N-7)) \quad (6.2)$$

Il est à noter que si certains nœuds ne sont jamais en contact avec d'autres, des transitions disparaissent et il est possible que des états particuliers deviennent inatteignables et donc à supprimer de la chaîne. L'expression précédente est ainsi à considérer comme un maximum.

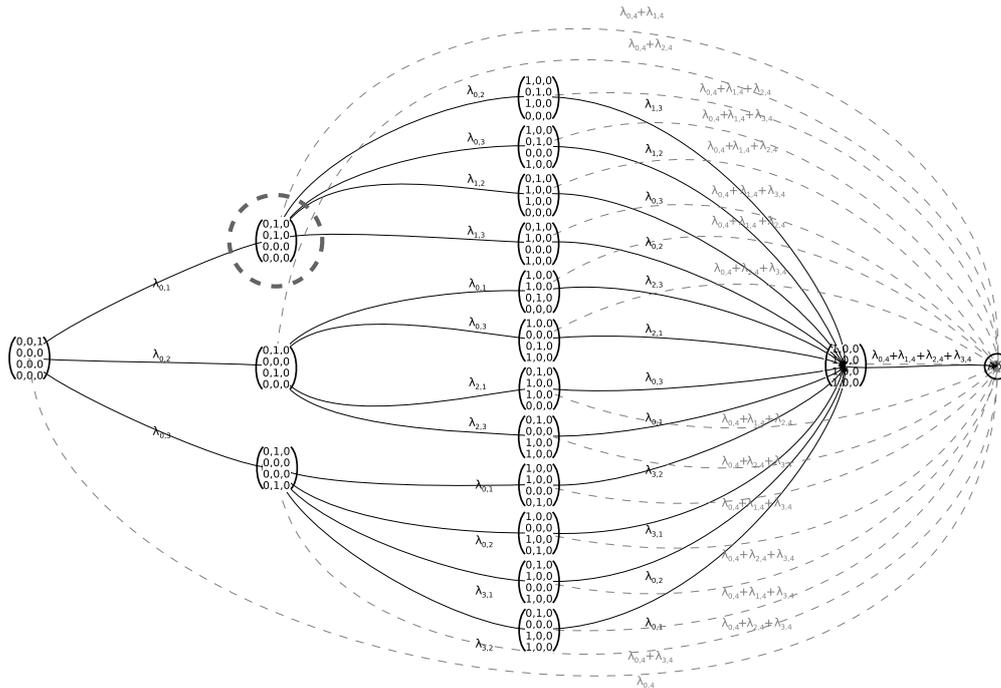
Pour $N = 5$ et $N = 10$, la chaîne a respectivement au maximum 18 et 318 états. On retrouve les 18 états du cas $N = 5$ dans l'illustration de la chaîne en Figure 6.5(c). Il est aussi à remarquer que le nombre d'états maximum de la chaîne augmente très vite en fonction de N . Cette tendance est d'autant plus significative que L est



(a) Départ avec la chaîne du cas homogène de même facteur de réplication.



(b) Éclatement des états de la chaîne du cas homogène pour créer les états du cas hétérogène.



(c) Ajout des transitions et chaîne finale du cas hétérogène avec L=4 et N=5.

Figure 6.5 – Exemple pratique de construction de chaîne d'un réseau hétérogène à 5 nœuds avec un facteur de réplication $L = 4$.

grand. Cependant dans un cadre réel de réseau hétérogène, comme un réseau social par exemple, il existe très souvent des groupements de nœuds traduisant la notion de

communauté, si bien que les nœuds entrent en contact seulement avec un ensemble restreint de nœuds du réseau. Par conséquent, beaucoup de transitions n'existent pas et certains états peuvent disparaître. De plus, la matrice associée à la chaîne de Markov est alors très creuse malgré une grande dimension potentielle et donc demeure exploitable pour les calculs numériques. Notre logiciel Java se charge aussi des calculs des transitions entre états.

6.3.3 Validation du modèle

Suite à la modélisation en chaîne de Markov de la dissémination des copies des messages, il faut appliquer comme dans le cas homogène le théorème du temps de première atteinte entre l'état initial de la chaîne et l'état absorbant pour obtenir la distribution de probabilité du délai d'acheminement. Afin de valider la modélisation pour réseaux hétérogènes, nous avons conduit trois expériences de simulation faisant intervenir un nombre croissant de nœuds.

6.3.3.1 Cas 1

Dans ce premier cas, nous prenons l'exemple d'un réseau composé par 5 nœuds adoptant un routage *BSW* avec un facteur de réplication de 4. Nous fixons les paramètres des lois d'inter-contacts entre nœuds de la manière suivante :

- $\lambda_{1,2} = \lambda_1 = \frac{1}{100}$
- $\lambda_{1,3} = \lambda_2 = \frac{1}{200}$
- $\lambda_{1,4} = \lambda_3 = \frac{1}{500}$
- Tous les autres paramètres de lois d'inter-contacts ont une valeur identique $\lambda = \frac{1}{200}$

Nous supposons de plus que le réseau est dans le cas SCD. La chaîne de Markov du modèle est similaire à celle présentée en Figure 6.5(c) avec les valeurs de $\lambda_{i,j}$ correspondant à celles précédemment fixées. Nous comparons les résultats théoriques obtenus grâce au modèle à ceux obtenus par simulation. La mise en œuvre des simulations n'est pas détaillée car elle est faite de la même façon que dans le cas homogène. La seule différence de mise en œuvre a lieu sur le choix du délai séparant la création de deux messages successifs. Il est fixé comme précédemment en référence au paramètre de loi d'inter-contact le plus long du réseau. La Figure 6.6 présente les résultats obtenus.

6.3.3.2 Cas 2

Dans ce second cas, nous souhaitons rendre le réseau plus réaliste d'un point de vue de l'hétérogénéité. Pour ce faire, nous considérons 12 nœuds ayant une diversité comprise entre 2 et 8. Pour rappel, la diversité se définit comme le nombre de contacts différents qu'à un nœud au sein du réseau. Ce scénario de réseau a pour volonté de se rapprocher de ce que pourrait être un réseau formé par 12 nœuds humains. Le graphe des connexions entre nœuds étant établi, le paramètre de chaque loi d'inter-contact est fixé de manière aléatoire pour assurer une certaine genericité du scénario. La valeur de ces paramètres évolue entre $\frac{1}{1200}$ et $\frac{1}{200}$. Le graphe de contacts des nœuds est

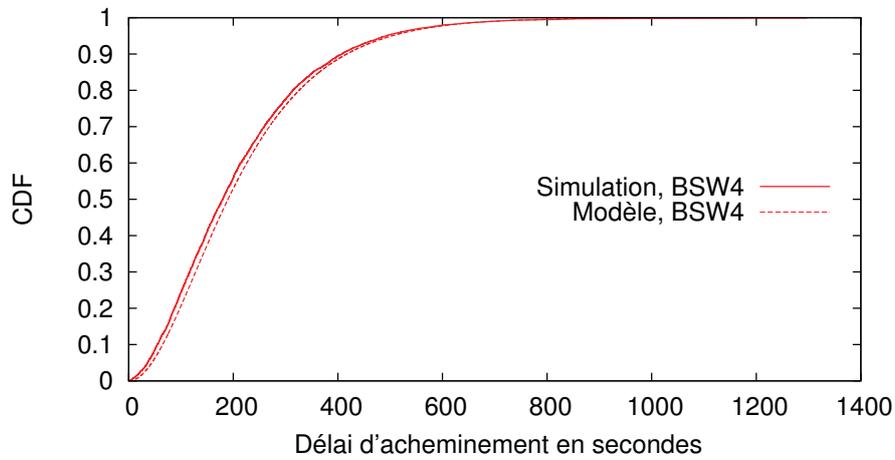


Figure 6.6 – Comparaison des résultats théoriques et de simulation pour le cas 1.

présenté dans la Figure 6.7. La source des messages est le nœud 6 et la destination le nœud 9. On remarque sur ce graphe que le nœud 9 est un nœud central du réseau.

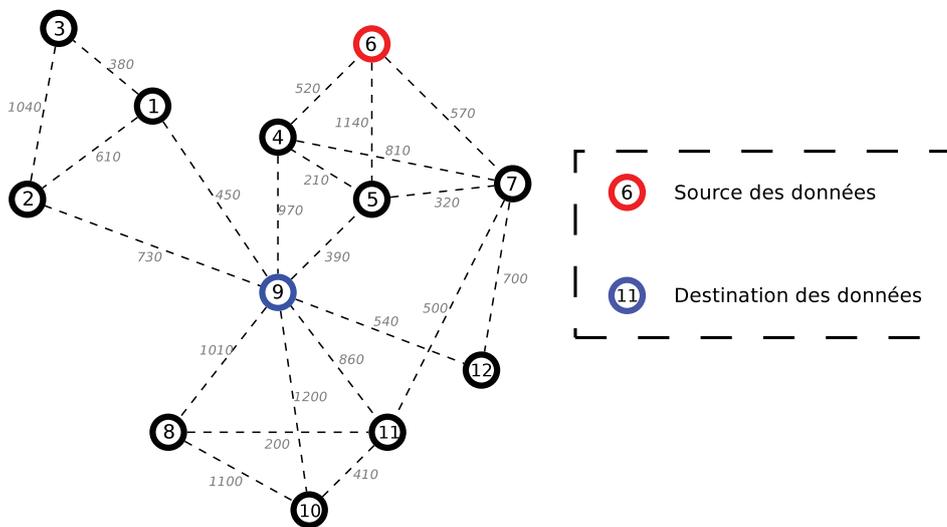


Figure 6.7 – Représentation en graphe du réseau de 12 nœuds.

Dans la réalité cela traduirait la forte popularité d'une personne qui appartiendrait à plusieurs groupes ou plusieurs communautés.

La comparaison des résultats théorique et de simulations du délai d'acheminement est présenté en figure 6.9 pour $L = 4$ et $L = 8$.

6.3.3.3 Cas 3

Ce dernier cas étend le cas précédent en augmentant le nombre de nœuds formant le réseau. Nous insérons 8 nœuds supplémentaires dans le réseau précédent pour former un réseau de 20 nœuds dont le graphe de contact est présenté en Figure 6.8. La source des messages est le nœud 20 et la destination le nœud 11. Les paramètres

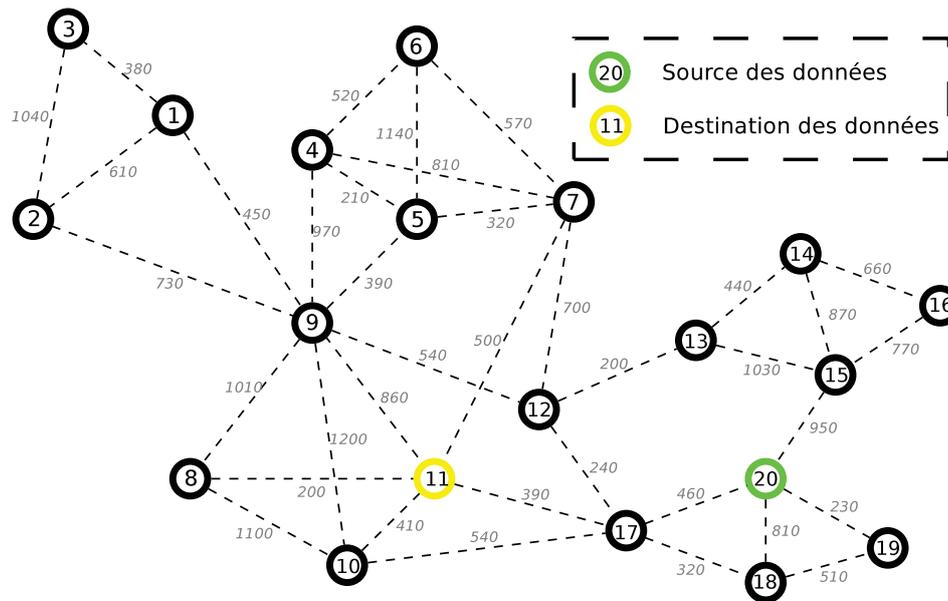


Figure 6.8 – Représentation en graphe du réseau de 20 nœuds.

de lois d'inter-contacts concernant les 12 premiers nœuds sont conservés du cas 2 et ceux concernant les nœuds 13 à 20 sont également fixés aléatoirement. La diversité du réseau reste répartie entre 2 et 8.

La comparaison entre résultats théoriques et de simulation est présentée avec ceux du cas 2 dans la Figure 6.9 pour $L = 4$ et $L = 8$.

Le détail des chaînes de Markov des cas 2 et 3 ne sont pas représentées pour des raisons évidentes d'espace car elles présentent pour le cas le plus grand (20 nœuds et $L=8$) plusieurs milliers d'états. Les lignes en trait plein de la Figure 6.9 correspondent aux résultats de simulations et les traits en pointillés aux résultats théoriques obtenus à partir du modèle. Nous observons tout d'abord que les résultats du modèle sont très proches des résultats de simulation. De plus, le cas 3 permet d'illustrer le fait que le modèle capture également la notion du ratio de délivrance qui n'atteint pas toujours 100%. Le ratio de délivrance d'un protocole de routage *DTN* se définit comme la part moyenne de messages qui pourront être délivrés. Un ratio de délivrance de 50% signifie qu'en moyenne, un message sur deux atteindra la destination dans les conditions données. Dans le cas 3 le ratio de délivrance des messages atteint 18% pour $L = 4$ et 57% pour $L = 8$ ce qui est aussi bien traduit par les résultats du modèle. Ce ratio s'explique par le fait qu'il est possible que toutes les copies d'un message peuvent prendre des chemins sans issue et rester bloquées dans un nœud du réseau.

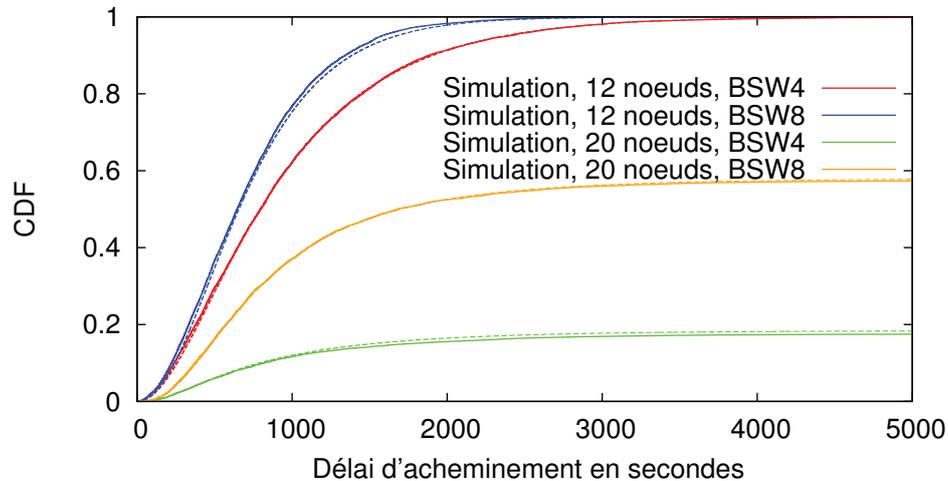


Figure 6.9 – Comparaison des résultats théoriques et de simulation des cas 2 et 3.

En effet, si un nœud possède une unique copie du message mais ne rencontre jamais la destination à cause la structure du réseau alors ce nœud reste en phase Wait du protocole *BSW* pour une durée infinie. On peut dire que cette copie est arrivée dans une impasse et que la route empruntée est sans issue.

6.4 Application du modèle à un contexte réel

Nous avons validé par simulations les modèles définis pour des réseaux homogènes et hétérogènes. Pour le cas des réseaux hétérogènes nous avons créé un scénario réaliste de connexions entre 20 nœuds mais aucun scénario réel n'a été utilisé. C'est pourquoi nous nous attachons dans cette partie à appliquer notre modèle sur un cas réel.

6.4.1 Objectifs de ce cas d'étude

Ce scénario a un deuxième but qui est celui de tester l'hypothèse d'exponentialité des lois d'inter-contacts. Nous utilisons pour ce test une trace de connexions issue d'une expérience réelle appelée Roller-Net [71]. Cette expérience a été menée lors d'une balade en roller organisée dans les rues de Paris. Les participants portaient un petit module de communication bluetooth afin d'enregistrer les connexions entre les différents participants. Pour notre évaluation nous utilisons un sous ensemble de 11 nœuds qui correspond à un groupe d'amis ayant participé au rassemblement comme l'expliquent les auteurs de la trace. La trace fournie n'est pas assez longue pour obtenir des résultats statistiques pleinement satisfaisant. En effet, pour certaines paires de nœuds la trace ne présente que 4 ou 5 valeurs d'inter-contacts ce qui est trop peu pour inférer avec précision la loi d'inter-contact et son paramètre. Malgré ce handicap, le contexte reste un bon exemple pour une première évaluation.

L'analyse de la trace de connexions permet de découvrir deux types de lois d'inter-contacts. Pour certaines paires de nœuds la loi d'inter-contacts semble être en deux parties. Une première partie qui évolue de manière quasi exponentielle et une seconde partie présentant une évolution beaucoup plus lente qui traduit la présence de valeurs d'inter-contacts très longues. Il est difficile de savoir si cela traduit un phénomène réel ou s'il s'agit d'une simple conséquence du manque de valeurs dans la trace et donc d'un problème de taille d'échantillon statistique. Néanmoins, pour certaines paires de nœuds la loi d'inter-contact s'apparente assez fidèlement à une loi exponentielle.

Dans notre modèle, nous ajustons les valeurs des paramètres des lois d'inter-contacts ($\lambda_{i,j}$) pour qu'ils soient le plus proche possible des lois observées dans la trace. Pour éviter des résultats optimistes, nous utilisons une régression pondérée qui donne plus de poids aux valeurs d'inter-contacts les plus grandes. Ainsi, nous avons des paramètres pessimistes en termes d'inter-contacts courts et par conséquent en termes de courts délais d'acheminement. Ce phénomène est visible sur la Figure 6.10 dans laquelle on remarque que la courbe des résultats théoriques est en dessous de la courbe des résultats de simulation pour les délais d'acheminement courts.

6.4.2 Simulations

La simulation a été effectuée avec le simulateur *The ONE* pour un facteur de réplication de 2 et 4. Nous simulons l'envoi de 120 messages d'une source à une destination fixée. Encore une fois la courte taille de la trace ne nous permet pas d'augmenter le nombre d'envois de messages pour obtenir une précision plus grande sans mettre à mal l'indépendance des envois des messages.

Le choix du couple source destination parmi les 11 nœuds n'a en théorie aucune importance. En pratique, nous avons effectué notre étude sur plusieurs couples différents. Les résultats étant semblables nous ne présentons ici qu'un seul résultat sur la Figure 6.10.

Outre le phénomène des courts inter-contacts, la figure 6.10 révèle la proximité générale entre les résultats théoriques et simulés. Malgré l'approximation des lois d'inter-contacts par des lois exponentielles et la longueur trop courte de la trace, notre modèle donne une bonne approximation des résultats de simulation.

6.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé un modèle pour adresser le problème de la détermination théorique du délai d'acheminement des messages dans un réseau *DTN* utilisant le protocole de routage *DTN Binary Spray and Wait*. En faisant l'hypothèse du caractère exponentiel des lois d'inter-contacts entre paires de nœuds du réseau, nous avons pu construire une chaîne de Markov qui représente la diffusion des copies d'un message dans le réseau. Cette représentation permet d'obtenir la distribution de probabilité du délai d'acheminement D par application du théorème du temps de première atteinte. La version étendue du modèle permet de gérer le cas des réseaux hétérogènes. Comme détaillé en section 6.3, nous donnons un ensemble de règles permettant de créer la chaîne de Markov du modèle à partir de la matrice de contact

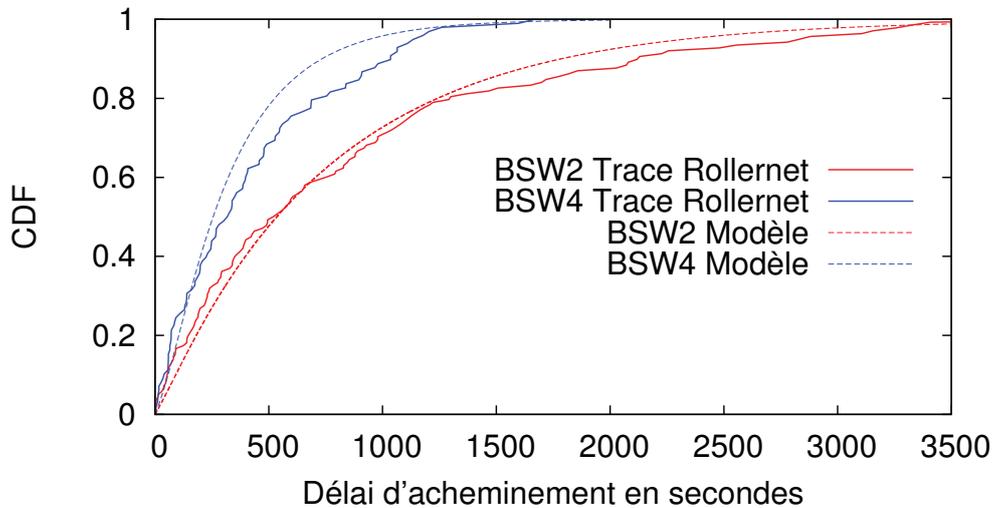


Figure 6.10 – Comparaison des résultats simulés et obtenus avec le modèle théorique sur la trace de connexions *RollerNet*.

du réseau. Le délai d'acheminement D reste le résultat de l'application du théorème du temps de première atteinte. Les diverses simulations et cas d'étude considérés ont confirmé la précision du modèle dans le cas de réseaux homogènes ainsi que dans les cas de réseaux hétérogènes notamment avec les scénarii de réseaux hétérogènes de 12 et 20 nœuds. Enfin, le scénario *RollerNet* a permis de montrer que le modèle pouvait donner une bonne approximation dans un cas réel.

Ces travaux ont été publiés dans un workshop organisé par la conférence Wow-Mom 2012. Au cours de cette conférence, nous avons constaté que les travaux de l'équipe à Spyropoulos, une des références actuelles dans le développement et l'étude des algorithmes de routage *DTN*, travaillait sur une thématique très proche de la notre. En effet, dans leurs travaux [59][72][73], l'équipe s'attaque à la limitation du modèle épidémique au cas des réseaux homogènes. Leurs conclusions et démarches de modélisation par éclatement des états sont proches des nôtres. Suivant cet axe de recherche, nous voulons étendre la modélisation pour avoir accès au remplissage des buffers des nœuds du réseau. Cette étude fait l'objet du chapitre suivant.

Sommaire

7.1	Contexte	106
7.2	Hypothèses	106
7.3	Modèle	106
7.4	Modélisation	107
7.4.1	Modélisation de D_s	107
7.4.2	Modélisation de V_i	107
7.4.3	Calcul de $D_s V_i$	109
7.4.4	Modélisation de B_i	109
7.5	Validation de l'approche	112
7.5.1	Présentation de l'exemple	112
7.5.2	Confrontation du modèle à la simulation	112
7.6	Discussion et suite du modèle	114
7.6.1	Discussion	114
7.6.2	Suite du modèle	115

7.1 Contexte

Le chapitre précédent présente un modèle en chaîne de Markov à temps continu de la diffusion des *bundles* via le protocole de routage *Binary Spray and Wait*. Le modèle est tout d'abord construit pour des réseaux homogènes puis étendu pour appréhender tout type de réseau. Cette modélisation permet de calculer de manière théorique la distribution du délai d'acheminement des *bundles* dans un réseau utilisant le *Binary Spray and Wait* en fonction des paramètres de lois d'inter-contacts entre les différents nœuds du réseau. La seule hypothèse forte nécessaire est l'exponentialité des temps d'inter-contacts entre les nœuds. Ce chapitre présente des travaux d'approfondissement qui sont en cours. Ils ont pour but de déterminer théoriquement la répartition du remplissage des buffers des nœuds du réseau lorsque le routage *Binary Spray and Wait* est couplé avec un mécanisme de purge des buffers appelé *Vaccine* [26]. Le mécanisme *Vaccine*, par analogie au vaccin biologique, consiste à répandre de manière épidémique un acquittement de message généré par la destination afin que les nœuds encore porteurs du message déjà délivré puissent le supprimer et ainsi libérer de l'espace de stockage pour pouvoir transporter d'autres *bundles*. Cette étude s'inscrit dans une démarche de dimensionnement des buffers des nœuds d'un réseau *DTN*. La répartition du remplissage des buffers permet de donner une valeur au volume de stockage nécessaire pour s'assurer que les nœuds ne connaîtrons pas de débordement et que le fonctionnement du réseau soit optimal en termes de qualité perçue par les utilisateurs. Cette analyse se décompose en plusieurs étapes détaillées dans chacune des sections de ce chapitre. Dans une dernière partie, nous discuterons de la dernière étape de résolution du problème qui n'est pas encore finalisée à ce jour mais dont nous proposons plusieurs pistes.

7.2 Hypothèses

Dans ce chapitre, nous cherchons à déterminer de manière théorique la répartition du taux de remplissage des buffers des différents nœuds du réseau. Ces travaux sont en cours et ne sont pas publiés. Cependant les idées développées sont pour certaines explorées depuis plusieurs mois et forment une base de modélisation qu'il est tout de même intéressant de présenter. Il manque évidemment l'étape finale du modèle mais les différentes pistes possibles sont identifiées et en cours d'avancement. Nous n'avons pas de résultats finaux à présenter mais différents résultats intermédiaires validant cette étude préliminaire. Nous nous plaçons dans le cadre d'un réseau *DTN* homogène utilisant le protocole de routage *Binary Spray and Wait*. Les nœuds de ce réseau adoptent également le protocole de suppression des messages *Vaccine*, présenté dans le chapitre 1. Les autres hypothèses liées aux lois d'inter-contacts notamment, restent les mêmes que dans le chapitre précédent.

7.3 Modèle

Nous définissons un ensemble de notations, de variables aléatoires et d'événements partiellement résumés sur le schéma présenté en Figure 7.3. L'idée est de déterminer

tout d'abord l'ensemble des lois et événements élémentaires qui régissent la dissémination des messages et paquets-vaccin dans le réseau. Dans un deuxième temps, il s'agit de mettre en relation ces différentes données pour calculer, par une méthode probabiliste, les taux de remplissage des buffers des nœuds du réseau.

Nous définissons tout d'abord la variable aléatoire D_s qui représente le délai d'acheminement d'un *bundle* de la source à la destination. Nous définissons de manière analogue le Délai V_i qui correspond au délai nécessaire au vaccin d'un *bundle* pour atteindre le nœud n_i . Dans un contexte homogène, le choix de n_i n'a pas d'impact sur le calcul de V_i ce qui signifie que V_i est identique pour tous les nœuds du réseau à l'exception de la source et de la destination. De la même façon nous définissons le délai B_i qui représente le temps nécessaire pour qu'un *bundle* atteigne le nœud n_i . Enfin, nous noterons C l'événement correspondant au fait qu'un nœud possède un *bundle* considéré.

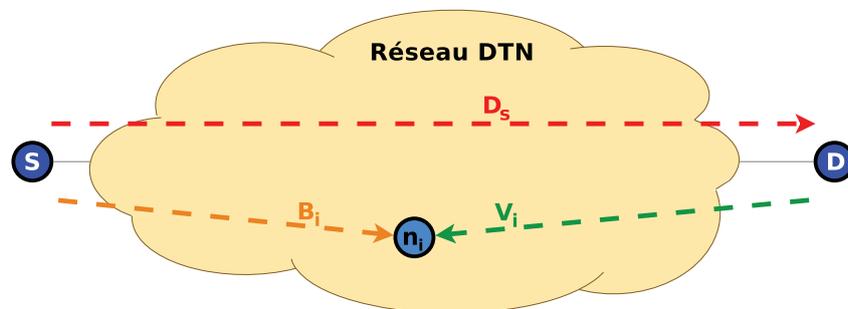


Figure 7.1 – Notation du Modèle développé.

7.4 Modélisation

7.4.1 Modélisation de D_s

Le calcul de D_s est présenté en détail dans le chapitre précédent, section modélisation du cas homogène. Il n'y a aucune différence dans ce cas. En effet, le processus de vaccination des *bundles* est déclenché une fois les *bundles* reçus. Leurs délais d'acheminement sont donc indépendants du processus de vaccination dans les conditions du modèle.

7.4.2 Modélisation de V_i

La modélisation de V_i s'appuie sur une chaîne de Markov représentant la dissémination épidémique des copies du vaccin dans le réseau. Il s'agit d'une chaîne dont les états représentent le nombre de copies du vaccin présentes dans le réseau avec un état absorbant correspondant à l'atteinte du nœud n_i par une des copies du vaccin. C'est une modélisation classique en chaîne de Markov à temps continue que l'on trouve notamment dans l'étude du routage épidémique [74]. La particularité de la chaîne représentant la dissémination d'un paquet-vaccin réside dans le fait que son état initiale présente deux copies du vaccin et non une. En effet, le vaccin ou anti-paquet est

généralisé lorsqu'un nœud n_k porteur du *bundle* entre en contact avec la destination. Une fois le paquet-vaccin généré il est directement transmis à n_k qui est encore en contact avec la destination. On peut assurer que n_k est encore en contact avec la destination lorsque le vaccin est généré car cette génération est très rapide. Immédiatement après la délivrance d'un message, la vaccination commence donc avec deux porteurs du vaccin. Les transitions de la chaîne se calculent par un raisonnement classique à ce type de modélisation en veillant à ne pas inclure le nœud n_i dans les calculs des transitions entre états puisque l'atteinte de n_i est représentée par un état absorbant. Le rôle de n_i dans la chaîne développée pour calculer V_i est similaire au rôle que tient la destination dans la chaîne développée pour calculer D_S .

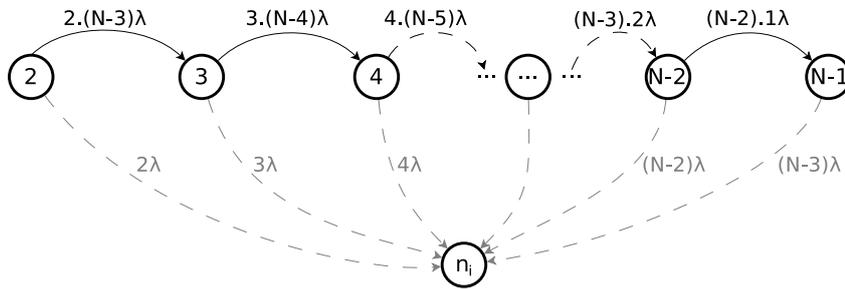


Figure 7.2 – Chaîne générée pour calculer V_i .

La chaîne générique pour calculer V_i est présentée dans la Figure 7.2. L'application du théorème du temps de première atteinte donne la répartition de probabilité de V_i brute. Ce premier résultat de calcul de répartition de probabilité de V_i est qualifié de brute car il ne tient pas compte de la possibilité que le nœud n_k immédiatement vacciné soit n_i . Pourtant, cet événement est possible. Cette répartition de probabilité ainsi calculée est associée au délai $V_{i,brut}$. En effet, dans un cas homogène n_k peut être n'importe lequel des $N - 1$ nœuds autre que la destination du réseau. La probabilité que n_k et n_i soit un seul et même nœud est donc de $\frac{1}{N-1}$. Le délai $V_{i,brut}$ correspond ainsi au délai V_i sachant que n_k et n_i sont deux nœuds distincts. Pour calculer la répartition de probabilité de V_i il faut intégrer la probabilité que n_k et n_i soit distincts ou non. On utilise pour se faire un résultat classique de probabilité appelé parfois extension du théorème de Bayes :

$$\begin{aligned}
 P(V_i < t) &= P(V_i < t | n_k \neq n_i) \cdot P(n_k \neq n_i) + P(V_i < t | n_k = n_i) \cdot P(n_k = n_i) \\
 &= P(V_{i,brut} < t) \cdot P(n_k \neq n_i) + 1 \cdot P(n_k = n_i) \\
 &= P(V_{i,brut} < t) \cdot \frac{N-2}{N-1} + \frac{1}{N-1}
 \end{aligned}
 \tag{7.1}$$

La probabilité $P(V_i < t | n_k = n_i)$ présente dans l'équation 7.1 en ligne 2 correspond à la probabilité que le délai nécessaire au vaccin pour atteindre n_i sachant que n_i et n_k sont un seul et même nœud soit inférieur à t . Comme expliqué précédemment le délai nécessaire au vaccin pour atteindre n_k est de zéro. Dans ce cas particulier, la

vaccination de n_i est immédiate et ainsi la probabilité pour que ce délai soit inférieur à t est de 1.

7.4.3 Calcul de $D_s V_i$

$D_s V_i$ correspond au délai nécessaire pour qu'un vaccin atteigne le nœud n_i en prenant comme référence temporelle la date de création du *bundle*. La loi de $D_s V_i$ correspond ainsi à la loi de la somme des délai D_s et V_i . Probabilistiquement on peut écrire :

$$D_s V_i = D_s + V_i$$

Le calcul de $D_s V_i$ est de ce fait un calcul probabiliste commun sans particularité. Pour rappel il s'effectue en s'intéressant au densité des lois grâce à l'égalité suivante :

$$f_{D_s V_i} = f_{D_s} \otimes f_{V_i}$$

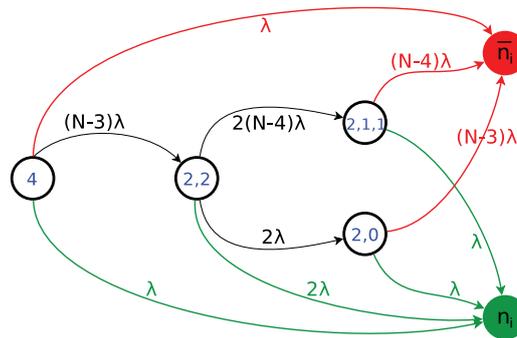
7.4.4 Modélisation de B_i

La modélisation de B_i est délicate car B_i représente la diffusion complète des copies des *bundles* dans le réseau. Cependant, cette diffusion n'est pas la même selon si le réseau utilise le processus de vaccination ou non. On peut ainsi distinguer $B_{i, libre}$ qui représente le délai nécessaire à n_i pour obtenir un *bundle* dans un réseau n'appliquant pas le processus de vaccination et $B_{i, vac}$ qui représente le même délai mais dans un réseau utilisant la vaccination.

Étude de $B_{i, libre}$

La modélisation de $B_{i, libre}$ se fait encore une fois à l'aide d'une chaîne de Markov à temps continu. Sa construction est similaire à celle développée pour calculer D_s . Il faut toutefois prendre en compte le fait que la dissémination des copies ne s'arrêtent pas lorsqu'une des copies du *bundle* atteint la destination. De plus, lorsqu'un nœud est en phase de Wait il ne peut plus contaminer n_i . Ainsi, la chaîne présente deux états absorbants particuliers. Le premier qui représente le fait que la dissémination est telle que le nœud n_i ne pourra jamais obtenir de copie du *bundle*. La seconde le fait que n_i a été atteint par une des copies du *bundle*.

Nous présentons la construction générique de cette chaîne dans le cas d'un facteur de répllication de 4 en Figure 7.3 pour faciliter la compréhension de sa génération. Les notations sont les même que dans le chapitre précédent. Un état représente un état de dissémination des copies dans le réseau. Nous n'adoptons pas la notation sous forme vectorielle comme dans le chapitre précédent mais une notation plus intuitive qui consiste en une liste représentant les noeuds possédant des copies. Par exemple la liste (2, 1, 1) représente une répartition des copies dans laquelle 1 premier nœud a 2 copies, 1 second nœud a 1 copie et un troisième nœud a 1 copie également. Un "0" signifie qu'un nœud n'a pas ou plus de copie mais qu'il ne peut pas non plus en accepter. Cela correspond à un nœud qui a donné ses copies à la destination où qui possède le vaccin du *bundle* pour la deuxième partie de cette section. Un nœud qui

Figure 7.3 – Chaîne théorique pour calculer $B_{i,libre}$.

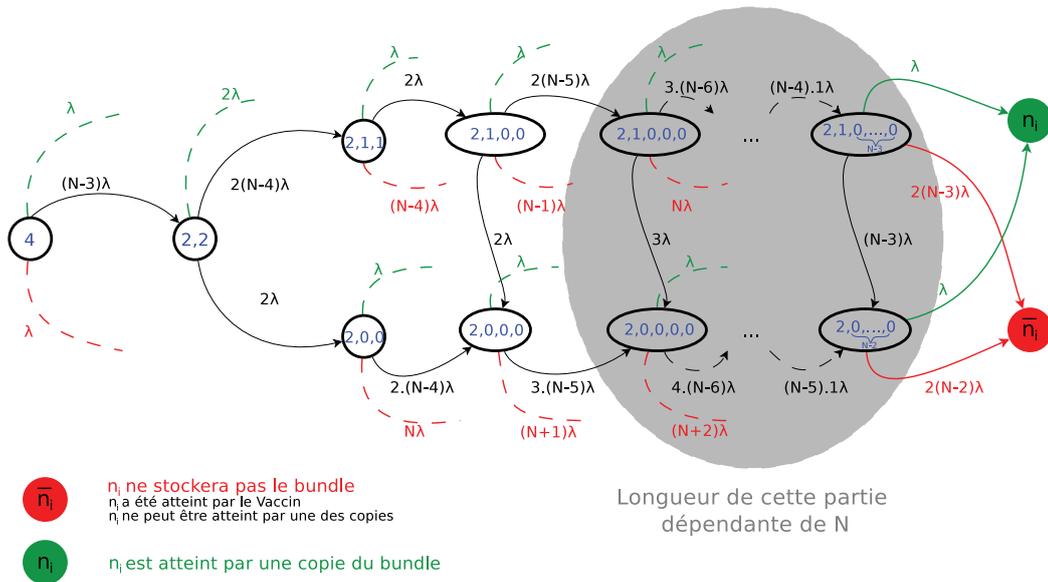
n'a pas de copie du *bundle* mais qui peut les accepter n'est pas représenté avec cette notation.

L'application du théorème du temps de première atteinte entre l'état initial de la chaîne et l'état absorbant représentant l'atteinte de n_i par le *bundle* donne la probabilité que n_i soit porteur d'une copie du *bundle* en fonction du temps soit $B_{i,libre}$.

Étude de $B_{i,vac}$

Pour accéder à la répartition de $B_{i,vac}$ il faut étendre cette chaîne pour qu'elle capture le processus de dissémination des paquets-vaccin au sein du réseau. Pour traduire cela on prend en compte le fait que le nœud avec "0" copie ainsi que la destination est source du vaccin. Ainsi le contact avec un nœud ayant "0" copie donne le vaccin. La prise en compte de la vaccination *a posteriori* est relativement aisée. En revanche il faut aussi prendre en compte la vaccination des nœuds *a priori*, c'est-à-dire quand la réception du vaccin par un nœud a lieu avant l'arrivée éventuelle du *bundle* associé. Cet aspect est nettement moins facile à prendre en compte dans la chaîne et correspond à intégrer la chaîne développée pour calculer V_i dans la précédente chaîne. Ce dernier aspect est traduit dans la chaîne par la succession d'états qui comportent un nombre croissant de nœuds ayant "0" copies. Cela traduit la dissémination du vaccin dans le réseau. Pour chacun de ces états, il est possible que n_i soit atteint par une copie du *bundle* ce qui se traduit par une transition vers l'état absorbant correspondant à l'atteinte de n_i par une copie. Il est aussi possible que n_i soit vacciné ou que la répartition des copies du *bundle* devienne telle que n_i ne puisse plus être atteint par une copie. Ceci se traduit par une transition vers l'état absorbant représentant l'impossibilité d'atteindre n_i . L'intégration de la dissémination du vaccin dans la chaîne multiplie chaque état de la chaîne de $B_{i,libre}$. Nous illustrons le cas général de la construction de cette chaîne pour un facteur de réplication de 4 dans la Figure 7.4. Les deux états absorbants correspondant à l'atteinte de n_i ou à l'impossibilité d'atteindre n_i sont représentés respectivement en vert et en rouge dans cette figure. La représentation de la chaîne pour des facteurs de réplication plus importants devient difficile bien que cela ne pose aucun problème pour son calcul.

Les transitions entre états sont calculées grâce à des raisonnements analogues à ceux présentés dans le chapitre précédent et en début de ce chapitre. Nous explici-

Figure 7.4 – Chaîne de $B_{i,vac}$.

tons ce raisonnement sur un exemple représentatif issue de la Figure 7.4 du cas des transitions entre l'état $(2, 0, 0)$ et les états rouge, vert et $(2, 0, 0, 0)$.

- transition $(2, 0, 0)$ vers l'état rouge :
 Il y a deux nœuds qui peuvent vacciner n_i . De plus, si le nœud avec 2 copies rencontre un nœud autre que n_i soit il sera vacciné et donc perdra ses copies, soit il donnera la dernière copie qu'il peut céder à un autre nœud que n_i si bien que ce dernier ne pourra plus obtenir de copie du *bundle*. Le paramètre de transition est ainsi donné par le minimum de $(N - 2) + 2 = N$ lois exponentielles de paramètre λ soit un paramètre de transition de $N\lambda$.
- transition $(2, 0, 0)$ vers l'état vert :
 Pour que cette transition ait lieu, il faut que le nœud ayant deux copies du *bundle* rencontre n_i . C'est la seule possibilité qui conduit à cette transition. Son paramètre est donc λ .
- transition $(2, 0, 0)$ vers $(2, 0, 0, 0)$:
 Cette transition correspond à la diffusion du vaccin dans le réseau. Pour avoir lieu, il faut qu'un des 2 nœuds possédant le vaccin du *bundle* rencontre un nœud du réseau qui ne soit ni n_i ni le nœud ayant 2 copies du *bundle*. Il y a donc $N - 4$ nœuds dans le réseau vers qui le vaccin peut être transmis pour conduire à cette transition. Un des 2 nœuds porteurs du vaccin doit rencontrer un des $N - 4$ nœuds précédemment évoqués pour que cette transition ait lieu. Son paramètre est ainsi donné par le minimum de $2(N - 4)$ lois de exponentielles de paramètre λ soit $2(N - 4)\lambda$.

7.5 Validation de l'approche

7.5.1 Présentation de l'exemple

Pour vérifier cette première partie du modèle et ainsi valider notre approche, l'ensemble des calculs est comparé avec les résultats de simulation d'un exemple concret. Dans cet exemple, nous considérons un réseau de 6 nœuds mobiles dont les inter-contacts par paires sont dictés par des lois exponentielles de même paramètre $\lambda = \frac{1}{100}$. Il s'agit d'un réseau homogène selon les définitions présentées au chapitre précédent.

7.5.2 Confrontation du modèle à la simulation

Pour valider les différents calculs et modèles présentés nous nous intéressons au résultats obtenus sur le cas d'étude pour les différents délais et événements détaillés précédemment. Nous comparons donc la répartition du délai d'acheminement des messages de la source à la destination puis la répartition du délai d'acheminement du vaccin à un nœud donné que l'on nomme n_i . Enfin nous comparons les probabilités qu'un message atteigne n_i au temps t et la probabilité pour que n_i soit porteur d'un message en considérant à la fois la dissémination des messages et le processus de purge des buffers (*Vaccine*).

Délai d'acheminement des messages D_S

Le délai d'acheminement D_S a été longuement étudié dans le chapitre précédent. Comme lors des simulations précédentes, le modèle donne des résultats identiques aux résultats de simulations. Cette comparaison est présentée dans la figure 7.5.

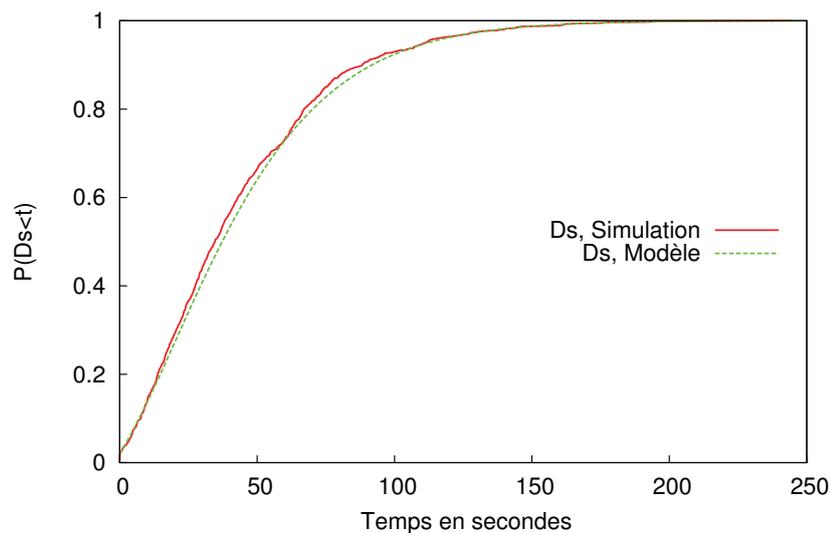


Figure 7.5 – Répartition du délai d'acheminement D_S .

Délai d'atteinte de n_i par le vaccin et délai cumulé

Dans le réseau il est possible de choisir n_i parmi les quatre nœuds du réseau qui ne sont pas ni la source, ni la destination des messages. Les expériences menées sont suffisamment longues pour que le choix de n_i n'ait pas d'influence. La Figure 7.6 présente la comparaison des répartitions des délais d'atteinte de n_i par le vaccin obtenu de manière théorique et par simulations. La diffusion des paquets-vaccin étant épidémique il est normal de voir cette probabilité tendre vers 1. En effet, après un temps suffisamment long l'événement d'atteinte de n_i par une copie d'un paquet-vaccin est un événement sûr. Le délai d'atteinte cumulé de n_i par le vaccin, $D_s V_i$, est similaire au délai précédent à la différence qu'il prend en compte le délai de livraison du paquet associé.

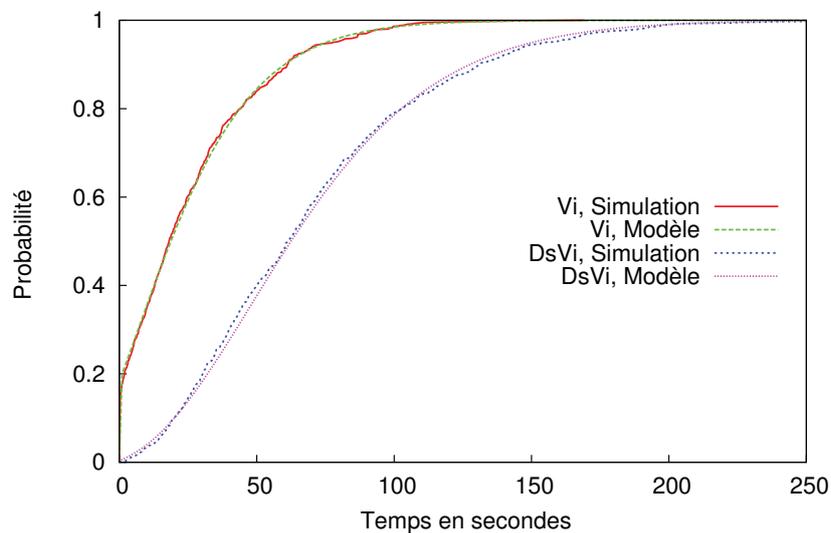


Figure 7.6 – Répartition des délais d'atteinte de n_i par le vaccin depuis la création du *bundle* associé et depuis sa délivrance.

Probabilité d'atteinte de n_i par un *bundle* donné en fonction du temps

Les courbes de la Figure 7.7 présente les probabilités correspondant à $B_{i,libre}$, $B_{i,vac}$, B_i . Pour comprendre l'allure des courbes présentées et en particulier le fait qu'elles ne tendent pas vers 1 il faut revenir à la définition de B_i . En effet, ces courbes ne sont pas des distributions de probabilités mais des probabilités temporelles. Pour un *bundle* donné, un point d'une de ces courbes d'abscisse t correspond à la probabilité que le nœud n_i soit atteint par une des copies de ce *bundle* en un temps inférieur à t . Il est évident que malgré une attente infinie, cette probabilité ne peut atteindre 1 puisqu'il y a un nombre limité de copies. Il est de fait impossible que tous les nœuds du réseau en possèdent une. Les courbes de la Figure 7.7 soulignent aussi l'effet du processus de vaccination sur la dissémination des copies. En effet, il est à noter que

la courbe de $B_{i,libre}$ est nettement au dessus de la courbes de $B_{i,vac}$, traduisant la plus faible probabilité qu'un nœud devienne porteur d'un *bundle* donné en présence du processus de vaccination. La prise en compte du protocole de vaccination pour le calcul de la probabilité de B_i est donc nécessaire. En effet la vaccination a un impact non négligeable sur la probabilité qu'un nœud donné porte une copie d'un *bundle*. Les courbes de la Figure 7.7 souligne cette observation et montre que la vaccination permet de diminuer la contamination des nœuds par les copies des *bundles*.

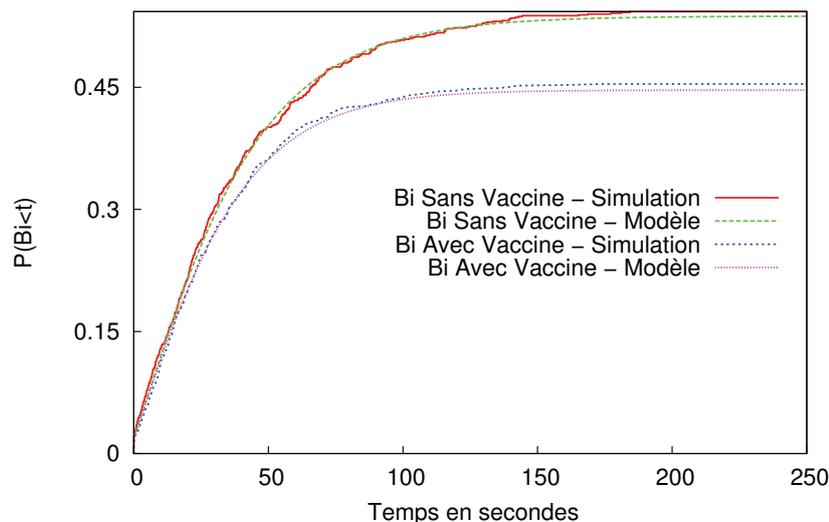


Figure 7.7 – Probabilité d'atteinte de n_i par un *bundle* avec et sans l'utilisation de *Vaccine* depuis sa création.

Probabilité que n_i soit porteur d'un *bundle* donné en fonction du temps

La probabilité que n_i soit porteur d'un *bundle* donné évolue en fonction du temps de manière assez intuitive comme le présente la Figure 7.8. En effet, dans une première phase cette probabilité augmente ce qui traduit la dissémination des copies du *bundle*. Puis, dans une deuxième phase, cette probabilité se stabilise ce qui correspond approximativement au délai moyen nécessaire à la délivrance du *bundle*. Enfin, dans une dernière phase, cette probabilité diminue jusqu'à atteindre 0 ce qui traduit la dissémination des paquets-vaccin dans le réseau.

7.6 Discussion et suite du modèle

7.6.1 Discussion

Les simulations effectuées sur le cas d'étude adopté permettent de nous conforter dans la direction entreprise pour cette modélisation. Il faudrait multiplier les cas d'étude pour valider complètement cette modélisation. D_s n'est pas impacté par la

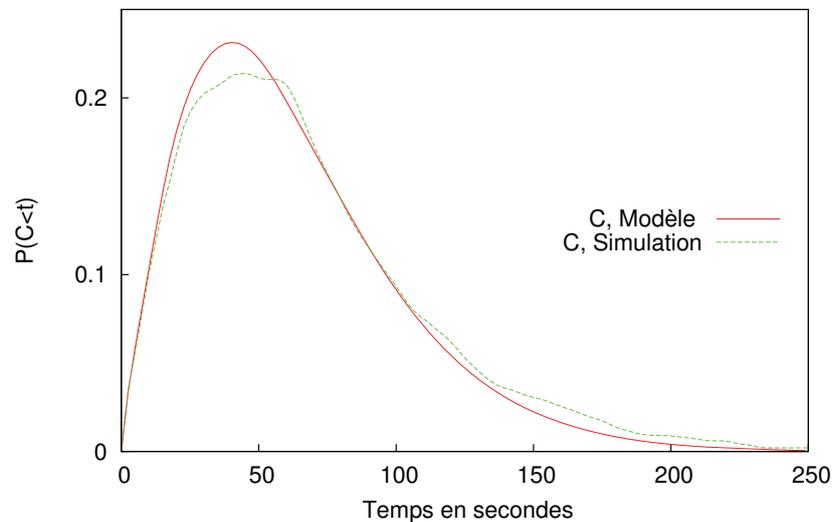


Figure 7.8 – Probabilité que n_i soit porteur d'un *bundle* donné en fonction du temps écoulé après sa création.

vaccination car elle se déclenche après la délivrance des *bundles*. En revanche, la contamination résiduelle, c'est-à-dire celle qui se produit après la délivrance des *bundles*, a un impact sur le calcul de B_i , ce qui se retrouve sur les courbes de la Figure 7.7.

7.6.2 Suite du modèle

Pour conclure le modèle, nous étudions plusieurs pistes. Il est possible d'adopter comme première approche l'introduction d'une fréquence de génération des messages et de faire un calcul probabiliste combinatoire. Le problème qui se pose est lié à cette fréquence. Si elle est trop élevée, l'indépendance des événements est perdue ce qui rend le calcul probabiliste délicat. On pourrait palier à cette limite en considérant des groupes de messages et par extension une succession de groupes de messages. L'échelle de temps à considérer pour effectuer le groupement des messages reste une inconnue.

Une deuxième approche plus pertinente semble se trouver dans la considération de plusieurs flots de données. En effet, dans un contexte *DTN*, l'idée est généralement de transférer des *bundles* de taille conséquente. Ainsi, on peut imaginer des fréquences d'envoi de *bundles* plus faibles ce qui permettrait de retrouver l'hypothèse d'indépendance des envois successifs. En pratique, la diminution de la fréquence d'envoi va se traduire par une charge très faible des buffers en termes de nombre de *bundles*. Cependant, si l'on considère plusieurs flots de *bundles* dans le réseau la charge réapparaît. Cela permettrait d'effectuer des calculs de probabilité complexes en termes de combinatoires mais classiques grâce à l'indépendance des événements.

Cette approche a aussi l'avantage d'être plus réaliste au sens où l'on considérerait l'ensemble du trafic dans le réseau tout en respectant l'idéologie *DTN* vis-à-vis de la

taille des *bundles*. Cela constituerait un modèle de dimensionnement nouveau sur ce type de réseau ce qui serait une véritable contribution.

Troisième partie

Conclusion et travaux futurs

Résumés des contributions et perspectives

Ce chapitre résume les principales contributions de cette thèse avant de présenter les perspectives de recherche les plus pertinentes.

8.1 Conclusions générales

Les travaux présentés dans cette thèse se sont intéressés à deux problématiques distinctes. Tout d'abord, au problème de routage au sein de réseaux satellitaires quasi-déterministes ainsi qu'à la modélisation de la diffusion des messages dans les réseaux *DTN* avec l'algorithme *Binary Spray and Wait*.

L'étude du développement d'algorithmes de routage pour réseaux satellitaires a été développée en deux parties dans les chapitres 3, 4 et 5. La première partie de cette étude a démontré l'intérêt que présente la technologie *DTN* dans ce type de réseau. En particulier, cette technologie permet de répondre aux problèmes posés par l'indéterminisme du trafic sur le routage pré-calculé communément utilisé dans ce contexte. De plus, elle rend possible une certaine robustesse vis à vis des pertes tout en gardant une complexité faible et en présentant des performances de délais d'acheminement satisfaisantes. La deuxième partie de cette étude a été consacrée au développement d'un algorithme de routage (dénommé *DQN*) efficace dans ce contexte. Nous avons démontré dans cette deuxième partie que *DQN* permettait d'obtenir des résultats proches de l'optimal en termes de délais d'acheminement tout en minimisant l'*overhead* induit. Nous avons aussi évalué ses performances dans des conditions expérimentales réalistes, c'est-à-dire en présence de congestion, et montré que *DQN* supportait des conditions difficiles. Enfin, nous avons présenté l'influence que peut avoir la répartition des relais terrestres sur la topologie et avons expliqué l'origine de ces phénomènes.

La seconde étude présentée en chapitre 6 dans ce manuscrit concerne la modélisation de la diffusion des messages dans les réseaux *DTN* pour le cas du routage *Binary Spray and Wait*. Cette étude est annexe à la première et doit être considérée comme une étape préliminaire à la modélisation des protocoles de routage *DTN* au dessus d'un réseau à caractère hétérogène. En adoptant l'hypothèse d'exponentialité des lois d'inter-contacts, le modèle développé permet de déterminer de manière théorique la

distribution de probabilité du délai d'acheminement offert par le routage *BSW*.

8.2 Résumé des contributions et travaux futurs

8.2.1 Analyse du réseau et justification DTN

Au début de cette thèse, nous avons présenté les limites relatives aux routages de type pré-calculé. Ces derniers trouvent intérêt au sein de réseaux périodiques et sans aléas. Ils permettent par des calculs *a priori*, d'obtenir des performances optimales. Cependant, pour conserver cette optimalité il est nécessaire de connaître le trafic échangé dans le réseau ou au minimum, son enveloppe. Lorsque de l'indéterminisme est introduit, les performances du routage pré-calculé se dégradent rapidement. Il est possible d'imaginer des architectures et des améliorations permettant de maintenir des performances correctes dans le système. Le compromis existant entre simplicité et efficacité du système tend à s'effacer. Le concept apporté par la technologie *DTN* devient alors intéressant. Il permet de concevoir un système simple capable d'appréhender les conditions les plus difficiles. Dans cette première partie nous avons justifié l'intérêt que présente la technologie *DTN* sur un réseau fortement dynamique dont les nœuds ont un mouvement déterministe mais où la prise en compte de l'indéterminisme du trafic et le besoin de fiabilité sont nécessaires. Les analyses ont été menées sur un cas d'étude satellitaire particulier mais forment une méthodologie d'approche qu'il est facilement possible de reproduire sur système quelconque.

8.2.2 Développement de DQN

L'intérêt du concept *DTN* démontré, il restait à développer le point central de ce dernier : l'algorithme de routage. Dans cette deuxième partie, nous avons montré que l'analyse des caractéristiques du réseau et en particulier la forme et la localisation des routes les plus efficaces permettent de développer un algorithme de routage efficace. Nous avons aussi montré que la prise en compte directe du voisinage des relais était un point essentiel à l'amélioration des performances de l'algorithme de routage développé. Nous avons ainsi pu concevoir *DQN*, un algorithme de routage *DTN* minimisant l'*overhead* induit tout en conservant des performances de délai d'acheminement proche de l'optimal. Ainsi l'algorithme de réplication mis en œuvre dans *DQN* induit une augmentation de l'*overhead* de 50 % en moyenne et une augmentation du délai d'acheminement de 60 % sur les délais optimaux les plus courts et de moins de 10% sur les délais optimaux les plus longs. L'augmentation de l'*overhead* et du délai d'acheminement en valeur absolue reste modérée et permet en contre partie de construire un système tolérant aux fautes, simple à mettre en œuvre et qui conserve, voire améliore, son niveau de performances malgré la détérioration des conditions du réseau.

Les évaluations avancées de cet algorithme de routage ont aussi montré qu'il était robuste et répondait au besoin de fiabilité exprimé. Ainsi, ses performances dans des conditions de charge importante du réseau conservent un écart stable avec les performances optimales.

Travaux futurs

Le développement de *DQN* est présenté sur une architecture de réseau particulière. Néanmoins, l'analyse qui l'accompagne est facilement reproductible dans un autre contexte. Une axe de poursuite intéressant serait de porter l'analyse et le développement de l'algorithme de routage sur un autre scénario satellitaire. Il serait intéressant de réfléchir à la façon de raffiner et/ou modifier *DQN* pour qu'il puisse s'adapter à ce nouveau contexte. D'autre part, dans le réseau étudié, nous n'avons pas considéré que les satellites n'avaient pas la capacité de stockage à bord. Il serait intéressant de faire une étude en changeant cette hypothèse. Nous avons déjà partiellement réfléchi à cette question qui soulève des problématiques nouvelles très différentes de celles abordées ici.

8.2.3 Modélisation de BSW

Dans cette partie, nous nous sommes attaqués à deux points particuliers. D'une part, la prise en compte de l'hétérogénéité des contacts dans la modélisation d'un réseau *DTN* et d'autre part la modélisation de l'algorithme de routage *Binary Spray and Wait*. Ainsi, nous avons premièrement proposé un modèle de l'algorithme *BSW* dans le cas des réseaux homogènes permettant de détailler la façon de représenter la dissémination particulière des copies par ce protocole. Dans un deuxième temps nous avons étendu ce modèle pour qu'il puisse s'adapter aux réseaux hétérogènes. Nous avons par conséquent détaillé comment modéliser l'hétérogénéité d'un réseau *DTN*. Dans un dernier chapitre, nous utilisons cette modélisation dans le but d'analyser le taux de remplissage des buffers des nœuds du réseau. Ce modèle n'est pas achevé mais les bases qui le constituent sont bien en place et forment un axe d'analyse intéressant.

Travaux futurs

Il y a principalement deux axes de recherche liés à ces travaux qu'il serait intéressant de poursuivre. D'une part, le problème de passage à l'échelle relatif à la taille des matrices dans le modèle hétérogène et d'autre part la finalisation de la modélisation du remplissage des buffers. En ce qui concerne le premier, nous travaillons actuellement sur le problème du passage à l'échelle soulevé par la modélisation dans le cas des réseaux hétérogènes avec des valeurs de L ou N grande. Nous espérons trouver une solution mathématique permettant la simplification de la chaîne de Markov et la diminution de la taille de la matrice associée pour faciliter l'application numérique du théorème du temps de première atteinte. Cela permettrait d'appréhender des réseaux plus grands et des facteurs de réplication plus importants. Ainsi, les applications de cette modélisation, par exemple au sein d'un système d'émulation, seraient facilitées.

8.3 Publications

Revue internationale

1. R. Diana and E. Lochin. ECN verbose mode : a statistical method for network path congestion estimation *Elsevier Computer Networks*, 2011

Conférences internationales

2. R. Diana and E. Lochin and L. Franck and C. Baudoin and E. Dubois and P. Gelard. A DTN routing scheme for LEO satellites topology *IEEE VTC 2012*.
3. R. Diana and E. Lochin. A Model for TCP Relentless Congestion Control *6th International Workshop on Verification and Evaluation of Computer and Communication Systems, (VECoS), 2012*.
4. R. Diana and E. Lochin. Modelling the Delay Distribution of Binary Spray and Wait Routing Protocol *IEEE AOC 2012*.
5. R. Diana and E. Lochin. ECN verbose mode : a statistical method for network path congestion estimation *IEEE INFOCOM, Work in Progress Track, 2010*.

Conférences francophones

6. R. Diana, E. Lochin et P. Anelli. Une méthode statistique d'estimation de la congestion d'un réseau newblock *Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles (CFIP), 2009*.

Bibliographie

- [1] V. Cerf and. al. Interplanetary internet (IPN) : Architectural definition, 2001. <http://www.ipnsig.org/reports/memo-ipnrg-arch-00.pdf>. 8, 12
- [2] T. Spyropoulos, K. Psounis, and C. S. Raghavendra. *Spray and Wait : An Efficient Routing Scheme for Intermittently Connected Mobile Networks*. 2005. 9, 19, 21, 25
- [3] A. J. Hooke, S. Burleigh, V. Cerf, R. Durst, K. Fall, K. Scott, and H. Weiss. The interplanetary internet : a communications infrastructure for mars exploration, 2004. 12
- [4] Recommendation for space data system standards, ccscs file delivery protocol (cfdp). In public.ccsds.org/publications/archive/727x0b4.pdf, 2007. 12
- [5] Data processing-open systems interconnection - basic reference model. *ACM SIGCOMM*, 1981. 12
- [6] S. Floyd, T. Henderson, and A. Gurtov. The NewReno Modification to TCP's Fast Recovery Algorithm, 2004. 12
- [7] S. Ha, I. Rhee, and L. Xu. Cubic : a new tcp-friendly high-speed tcp variant. *ACM SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, 2008. 12
- [8] T. Kun and J. Song. Compound tcp : A scalable and tcp-friendly congestion control for high-speed networks. In *ACM, PFLDNet*, 2006. 12

-
- [9] S. Farrell, V. Cahill, D. Geraghty, I. Humphreys, and Paul McDonald. When tcp breaks delay and disruption tolerant networking. *IEEE Computer Society*, 2006. 12
- [10] K. Fall, K. Scott, S. Burleigh, L. Torgerson, A. Hooke, H. Weiss, R. Durst, and V. Cerf. Delay-Tolerant networking architecture. <http://tools.ietf.org/html/draft-irtf-dtnrg-arch-02>. 12
- [11] K. Fall. A Delay-Tolerant network architecture for challenged internets”, intel research. Technical report. 12
- [12] Delay tolerant networking research group. In <http://www.dtnrg.org>. 12
- [13] S. Jain, K. Fall, and R. Patra. Routing in a delay tolerant network. ACM, 2004. 14
- [14] S. Burleigh. Contact graph routing. Technical Report draft-burleigh-dtnrg-cgr-01, IETF, 2010. (Work in progress). 14, 32
- [15] Hugo Cruz Sanchez. In *Routage pour une constellation de satellites Store and Forward dans des conditions difficiles*, 2008. 15
- [16] L. R. Ford and D. R. Fulkerson. Maximal flow through a network. *Canad. J. Math.*, 1956. 15
- [17] T. Leighton and S. Rao. Multicommodity max-flow min-cut theorems and their use in designing approximation algorithms. *Journal of the ACM*, 1999. 15
- [18] P. Giaccone and D. Hay. Optimal routing and scheduling for deterministic delay-tolerant networks. In *IEEE WONS*, 2009. 16
- [19] C. Liu and J. Wu. Routing in a cyclic mobispace. *ACM MobiHoc*, 2008. 16
- [20] A. Chaintreau, P. Hui, J. Crowcroft, C. Diot, R. Gass, and J. Scott. Impact of human mobility on opportunistic forwarding algorithms. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2007. 17, 26, 84
- [21] T. Spyropoulos, K. Psounis, and C. S. Raghavendra. *Efficient routing in intermittently connected mobile networks : The multiple-copy case*. 2008. 19

- [22] A. D. Nguyen, P. Sénac, V. Ramiro, and M. Diaz. Swarm-based intelligent routing (sir) : a new approach for efficient routing in content centric delay tolerant networks. In *MobiWac*, 2011. 21
- [23] C. Liu and J. Wu. Efficient adaptive routing in delay tolerant networks. *ICC*, 2009. 22
- [24] G. Sandulescu and S. Nadjm-Tehrani. Opportunistic dtn routing with window-aware adaptive replication. In *ACM, AINTEC '08*, 2008. 22
- [25] T. Small and Z. J. Haas. The shared wireless infostation model - a new ad hoc networking paradigm (or where there is a whale, there is a way), 2003. 22
- [26] Z. J. Haas and T. Small. A new networking model for biological applications of ad hoc sensor networks. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, February 2006. 22, 27, 106
- [27] X. Zhang, H. Zhang, and Y. Gu. Impact of source counter on DTN routing control under resource constraints. In *ACM MobiOpp*, 2010. 23
- [28] Y. Li, P. Hui, D. Jin, L. Su, and L. Zeng. Performance evaluation of routing schemes for energy-constrained delay tolerant networks. In *IEEE ICC*, 2011. 23
- [29] J. Burgess, B. Gallagher, D. Jensen, and B. Levine. Maxprop : Routing for vehicle-based disruption-tolerant networks. In *IEEE INFOCOM*, 2006. 23, 25
- [30] J. Leguay, A. Lindgren, J. Scott, T. Friedman, and J. Crowcroft. Opportunistic content distribution in an urban setting. *IEEE CHANTS*, 2006. 23
- [31] J. Leguay, T. Friedman, and V. Conan. *DTN Routing in a Mobility Pattern Space*. 2005. 23
- [32] J. Leguay, T. Friedman, and V. Conan. Evaluating mobility pattern space routing for DTNs. In *IEEE INFOCOM*, 2006. 23
- [33] A. Lindgren, A. Doria, and O. Schelen. Probabilistic routing in intermittently connected networks. In *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communication Review*, 2004. 23, 25

-
- [34] A. Lindgren, A. Doria, E. Davies, and S. Grasic. Probabilistic routing protocol for intermittently connected networks. Internet Draft draft-irtf-dtnrg-prophet-09, IETF, 2011. 23, 58
- [35] E. Jones, L. Li, J. Schmidtke, and P. WardJones. Practical routing in delay-tolerant networks. In *ACM WDTN*, 2005. 23
- [36] J. Niu, H. Zhou, L. Sun, and Y. Xiong. Adaptive Multiple-Copy Multiple-Hop forwarding in intermittently connected mobile networks. In *IEEE SEC*, 2008. 23
- [37] P. Hui and J. Crowcroft. How small labels create big improvements. In *IEEE PerCom*, 2007. 24
- [38] P. Hui, J. Crowcroft, and E. Yoneki. Bubble rap. page 241. ACM Press, 2008. 24, 25
- [39] M. Boc, A. Fladenmuller, M. Dias de Amorim, L. Galluccio, and S. Palazzo. Price : Hybrid geographic and co-based forwarding in delay-tolerant networks. *Computer Networks*, 2011. 24, 25
- [40] J. Ott, D. Kutscher, and C. Dwertmann. *Integrating DTN and MANET Routing*. 2006. 24
- [41] J. Whitbeck and V. Conan. HYMAD : hybrid DTN-MANET routing for dense and highly dynamic wireless networks. *Comput. Commun.*, 2010. 24, 25
- [42] J.M Pujol, A.L. Toledo, and P. Rodriguez. Fair routing in delay tolerant networks. In *IEEE INFOCOM*, april 2009. 24
- [43] W. Zhao, Y. Chen, M. Ammar, M. Corner, B. Levine, and E. Zegura. Capacity enhancement using throwboxes in DTNs. In *IEEE MASS*, 2006. 25
- [44] A. Vahdat and D. Becker. Epidemic routing for partially-connected ad hoc networks. Technical report, 2000. 25
- [45] J. Leguay, T. Friedman, and V. Conan. Evaluating MobySpace based routing strategies in delay tolerant networks. 25

-
- [46] A. Balasubramanian, B. Levine, and A. Venkataramani. DTN routing as a resource allocation problem. *SIGCOMM*, 2007. 25
- [47] E. Daly and M. Haahr. Social network analysis for routing in disconnected delay-tolerant manets. In *ACM MobiHoc*, 2007. 25
- [48] T. Matsuda and T. Takine. (p,q)-epidemic routing for sparsely populated mobile ad hoc networks. *Journal on Selected Areas in Communications*, 2008. 25, 28
- [49] P. Hui, A. Chaintreau, J. Scott, R. Gass, J. Crowcroft, and C. Diot. Pocket switched networks and human mobility in conference environments. In *In Proceedings of the ACM SIGCOMM*, 2005. 26
- [50] J. Crowcroft, E. Yoneki, P. Hui, and T. Henderson. Promoting tolerance for delay tolerant network research. *SIGCOMM*, 2008. 26
- [51] T. Karagiannis, J.Y Le Boudec, and M. Vojnović. Power law and exponential decay of inter contact times between mobile devices. *ACM MobiCom*, 2007. 27, 85
- [52] C.-H. Lee and D.Y. Eun. Heterogeneity in contact dynamics : Helpful or harmful to forwarding algorithms in DTNs? In *IEEE WiOPT*, 2009. 27
- [53] X. Zhang, G. Neglia, J. Kurose, and D. Towsley. Performance modeling of epidemic routing. *Elsevier Computer Networks*, 2007. 27
- [54] M. Khouzani, S. Sarkar, and E. Altman. Optimal control of epidemic evolution. In *IEEE Infocom*, 2011. 27
- [55] K. Harras, K. Almeroth, and E. Belding-Royer. Delay tolerant mobile networks (DTMNs) : controlled flooding in sparse mobile networks. In *In IFIP Networking*, 2005. 27
- [56] E. Altman. Competition and cooperation between nodes in delay tolerant networks with two hop routing. In *NET-COOP*, 2009. 27
- [57] E. Altman, A.P. Azad, T. Basar, and F. De Pellegrini. Optimal activation and transmission control in delay tolerant networks. In *IEEE INFOCOM*, 2010. 28

-
- [58] E. Altman, T. Başar, and F. De Pellegrini. Optimal monotone forwarding policies in delay tolerant mobile ad-hoc networks. In *Performance Evaluation*, 2010. 28
- [59] A. Picu, T. Spyropoulos, and T. Hossmann. An analysis of the information spreading delay in heterogeneous mobility dtns. In *IEEE WoWMom*, 2012. 28, 104
- [60] H. Cruz-Sanchez, L. Franck, and A.-L. Beylot. Precomputed routing in a store and forward satellite constellation. In *IEEE VTC*, 2007. 32
- [61] 2009. Orbcomm website, <http://www.orbcomm.org/>. 33
- [62] S.R. Pratt, R.A. Raines, C.E. Fossa, and M.A. Temple. An operational and performance overview of the iridium low earth orbit satellite system. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 1999. 33
- [63] S. Guo, M. Derakhshani, M. H. Falaki, U. Ismail, R. Luk, E. A. Oliver, S. Ur Rahman, A. Seth, M. A. Zaharia, and S. Keshav. Design and implementation of the kiosknet system. *Computer Network*, 2011. 35
- [64] C. E. Perkins and E. M. Royer. Ad hoc on-demand distance vector routing. In *ACM Hotmobile*, 1999. 44
- [65] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR), 2003. 44
- [66] T. Phe-Neau, de M. D. Amorim, and V. Conan. Using neighborhood beyond one hop in disruption-tolerant networks. *MobiOpp*, 2012. 55, 56
- [67] C. S. Chen, Y. Li, and Y.-Q. Song. An exploration of geographic routing with k-hop based searching in wireless sensor networks. In *IEE ChinaCom*, 2008. 55
- [68] N. Eagle, A. Pentland, and D. Lazer. Inferring social network structure using mobile phone data. *PNAS*, 2007. 84
- [69] A. Keränen, J. Ott, and T. Kärkkäinen. The ONE simulator for DTN protocol evaluation. In *ICST SimuTool*, 2009. 84, 93
- [70] J. Norris. *Markov Chains*. Cambridge University Press, 1997. 90

-
- [71] P. Tournoux, J. Leguay, F. Benbadis, J. Whitbeck, V. Conan, and M. Dias de Amorim. Density-aware routing in highly dynamic dtns : The rollernet case. *IEEE Trans. Mob. Comput.*, 2011. 102
- [72] A. Picu and T. Spyropoulos. Forecasting DTN performance under heterogeneous mobility : The case of limited replication. In *IEEE SECON*, 2012. 104
- [73] A. Picu and T. Spyropoulos. Performance of distributed algorithms in dtns : Towards an analytical framework for heterogeneous mobility. In *IEEE GLOBECOM*, 2011. 104
- [74] R. Groenevelt, P. Nain, and G. Koole. The message delay in mobile ad hoc networks. *Performance Evaluation*, 2005. 107