

Méthode d'accès et routage dans un réseau ad hoc aéronautique

Quentin Vey

▶ **To cite this version:**

Quentin Vey. Méthode d'accès et routage dans un réseau ad hoc aéronautique. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Université Paul Sabatier - Toulouse III, 2017. Français. NNT : 2017TOU30014 . tel-01503414v2

HAL Id: tel-01503414
https://enac.hal.science/tel-01503414v2

Submitted on 26 Mar 2018

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

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



THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par : *l'Université Toulouse 3 Paul Sabatier (UT3 Paul Sabatier)*

Présentée et soutenue le *6 mars 2017* **par :**

QUENTIN VEY

Méthode d'Accès et Routage dans un Réseau Ad hoc Aéronautique

---

JURY

ISABELLE GUÉRIN LASSOUS	Professeur des Universités	UCB Lyon I
BERTRAND DUCOURTHIAL	Professeur des Universités	UTC
ANNE FLADENMULLER	Maître de Conférence	UPMC
BÉATRICE PAILLASSA	Professeur des Universités	INPT-ENSHEEIT
CHRISTIAN BONNET	Professeur des Universités	Eurecom
ALAIN PIROVANO	Enseignant chercheur	ENAC
STEPHANE PUECHMOREL	Enseignant chercheur	ENAC

École doctorale et spécialité :
EDSYS : Informatique 4200018

Unité de Recherche :
Groupe RESCO du laboratoire TELECOM, ENAC

Directeur(s) de Thèse :
Alain Pirovano et *Stephane Puechmorel*

Rapporteurs :
Pr. Isabelle Guérin Lassous et *Pr. Bertrand Ducourthial*

Résumé

Les systèmes de communication de l'aviation civile sont soumis à une demande de capacité toujours croissante pour répondre à l'augmentation du nombre de vols et au développement de nouveaux services. Dans ce contexte, les réseaux ad hoc aéronautiques, aussi appelés AANET (Aeronautical Ad-hoc NETwork), sont étudiés comme une solution de communication innovante et complémentaire des systèmes existants. Un AANET est un réseau ad hoc dont les nœuds sont des avions. Il exploite les capacités de communication directe entre les nœuds pour transmettre des données au delà de la portée radio en utilisant une chaîne de nœuds relais. Cette thèse a pour objectif de proposer des solutions à deux problématiques complexes dans les réseaux ad hoc en tenant compte des contraintes spécifiques aux AANET : la gestion de l'accès au canal et le routage des données.

La faisabilité de tels réseaux a déjà été démontrée dans la littérature, et une architecture de communication basée sur le CDMA (Code Division Multiple Access) a été proposée afin de pouvoir discriminer des transmissions concurrentes entre plusieurs utilisateurs. Cependant, aucune méthode d'attribution des codes d'étalement n'a été spécifiée. Pour résoudre ce problème dans un réseau à grande échelle tel qu'un AANET, nous proposons d'améliorer une méthode existante : le RP-CDMA (Random Packet CDMA).

Nous présentons ensuite le protocole de routage novateur que nous avons conçu : NoDe-TBR (Node Density TBR). Dans le paradigme de routage TBR (Trajectory Based Routing), les paquets sont transférés de manière à suivre un chemin géographique appelé geopath, spécifié par l'émetteur. Nous avons conçu à travers NoDe-TBR une méthode pour déterminer ces chemins dans un AANET. Dans ce protocole, les geopath sont calculés en tant que géodésiques qui prennent en compte la densité effective des avions. Cette approche a été choisie car elle devrait présenter les avantages des algorithmes de routage géographique (très faible signalisation générée) tout

en étant robuste aux conditions spécifiques rencontrées dans les AANET (mobilité, densité d'avions non uniforme).

Afin d'évaluer les performances des solutions que nous proposons, nous avons développé des modèles avec le simulateur Omnet++. Nous avons utilisé une approche basée sur le rejeu de trajectoires réelles d'avions afin de rendre compte au mieux de la diversité des contraintes qui s'y appliquent. Le trafic de données simulé représente des communications bidirectionnelles entre des avions en vol et des services de contrôle au sol. Nos simulations mettent en évidence que les modifications que nous avons apportées au RP-CDMA améliorent les performances globales du système. Ces simulations montrent aussi que l'algorithme NoDe-TBR est sensiblement plus performant que des algorithmes de routage classiques en termes de délai et de joignabilité, tout en générant un volume négligeable de messages de signalisation.

Abstract

The communication systems used in civil aviation are subject to an ever increasing capacity demand because of the air traffic growth and the development of new services. In this context, the AANETs (Aeronautical Ad-hoc NETworks) are studied as an innovative communication solution that would complement existing systems. An AANET is an ad hoc network in which the nodes are aircraft. It makes use of direct inter-aircraft communications to transmit data beyond the radio range by using a chain of relays. The objective of this thesis is to propose a solution to two complex problematics present in AANETs : the channel access management and the routing.

Previous studies have shown the feasibility of such networks, and a communication architecture based on CDMA (Code Division Multiple Access) has been proposed in the literature. The CDMA allows concurrent receptions between users. However, no spreading code assignment method have been specified. In order to solve this problem on large scale networks such as AANETs, we propose to improve an existing method : the RP-CDMA (Random Packet CDMA).

We then describe the innovative routing protocol that we have designed: NoDe-TBR (Node Density TBR). In the TBR (Trajectory Based Routing) paradigm, the packets are forwarded along a geographical path (geopath), specified by the sender. We specify through NoDe-TBR a method to compute these paths. In this protocol, the geopaths are computed as geodesics which take into account the actual node density. This approach has been selected because it should have the benefits of geographic routing (very low overhead) while being robust to the specific conditions encountered in AANETs (mobility, uneven aircraft density).

To assess the performances of our propositions, we have developed models for the simulator Omnet++. We have used an approach based on the replay of actual aircraft trajectories in order to take into account the vari-

ety of constraints applied to the movements of the aircraft. The simulated data traffic represents bidirectional communications between aircraft and ground stations. Our simulations shows that the modification we propose for RP-CDMA improve the overall performances of the system. The simulations results also shows that NoDe-TBR outperforms more classical routing methods in terms of reachability and delay, while generating less overhead.

Remerciements

Une thèse de doctorat présente les résultats des travaux scientifiques menés par un jeune chercheur. Les doctorants n'étant pas sphériques ni dans le vide, ils bénéficient d'aide lors de cet exercice. Mon cas ne faisant pas exception à ce principe, je tiens ici à remercier ceux qui m'ont aidé au cours de ces trois années.

Tout d'abord je tiens à remercier mes directeurs de thèse, Alain Pirovano et Stéphane Puechmorel, tous deux enseignant-chercheurs à l'ENAC. Leur encadrements scientifique et humain ainsi que leur disponibilité m'ont permis d'arriver aux résultats que je présente ici. Je veux aussi remercier José Radzik, enseignant-chercheur à l'ISAE, pour le complément d'expertise dont il nous a régulièrement fait bénéficier.

Je remercie également Isabelle Guérin Lassous, Bertrand Ducourthial, Anne Fladenmuller, Béatrice Paillassa et Christian Bonnet pour le temps et le travail qu'ils ont accordé à ma thèse en tant que membres du jury. Je suis en particulier reconnaissant envers Bertrand Ducourthial et Isabelle Guérin Lassous pour avoir accepté d'être les rapporteurs de cette thèse.

Je remercie aussi tous les membres du groupe RESCO ainsi que les personnels et élèves de l'ENAC pour les échanges scientifiques et les moments de détente que nous avons passés ensemble, que ce soit à la pause café ou en mission.

Je remercie ma famille pour son soutien, et en particulier mon grand-père Paul Parzyjagla pour la relecture de mon manuscrit.

Enfin, et tout particulièrement, je remercie Marlène, ma compagne.

Table des matières

Introduction **1**

Les communication dans l'aviation civile 2

De la voix aux échanges de données numériques 2

Classification des communications sol-bord 3

Évolution des besoins en datalink 4

Les moyens de communication "datalink" 6

Historique 6

Les sous-réseaux air↔sol 8

Organisation de ce mémoire 12

1 Les réseaux ad hoc aéronautiques **13**

1.1 Présentation des réseaux ad-hoc aéronautiques 14

1.1.1 Définitions 14

1.1.2 Caractéristiques des AANET 16

1.1.3 Intérêts des AANET par rapport aux solutions existantes . . 18

1.1.4 Exemples d'applications 19

1.1.5 Les AANET dans la littérature 21

1.2 Mouvement des nœuds dans un AANET 22

1.2.1 Règles de séparation 22

1.2.2 Un exemple de trafic structuré : les NAT 23

1.2.3 Données de positions utilisées pour nos simulations 26
Résumé du chapitre 32

2 Attribution des codes d'étalement **33**
2.1 L'attribution des codes d'étalement dans un système CDMA 35
2.1.1 Problématique 35
2.1.2 Caractéristiques des AANET 36
2.1.3 Caractérisation des méthodes d'attribution des codes 37
2.1.4 Méthodes existantes dans la littérature 40
2.1.5 Choix d'une méthode 45
2.2 Description détaillée du RP-CDMA 45
2.2.1 Principe 45
2.2.2 Structure de la trame 47
2.2.3 Détection multipaquet 48
2.3 Contributions 49
2.3.1 Agrégation des paquets 49
2.3.2 p-persistance 52
2.4 Modélisation et Adaptation du RP-CDMA au cas des AANET . . . 54
2.4.1 Hypothèses de modélisation 54
2.4.2 Paramètres déterminés a priori 55
2.4.3 Optimisation des paramètres 57
2.5 Évaluation des performances 61
2.5.1 Résultats avec le modèle simplifié 61
2.5.2 Résultat avec une topologie réelle 67
Résumé du chapitre 71

3 Routage dans les AANET **73**
3.1 Le routage dans les AANET 75

3.1.1 Problématique . . . 75
3.1.2 Contraintes spécifiques aux AANET . . . 76
3.1.3 Caractérisation des algorithmes de routage . . . 78
3.2 Le routage par trajectoire . . . 85
3.2.1 Principe du TBR . . . 85
3.2.2 Intérêts du TBR . . . 86
3.2.3 Problématiques secondaires du TBR . . . 88
3.2.4 Le TBR dans la littérature . . . 90
3.3 Proposition d'une méthode de calcul des geopath . . . 91
3.3.1 Calcul de la densité d'avions . . . 91
3.3.2 Calcul des geopaths . . . 96
3.4 Le protocole NoDe-TBR . . . 101
3.4.1 Le calcul des geopath dans NoDe-TBR . . . 101
3.4.2 Format des paquets . . . 103
3.4.3 Le suivi des trajectoires . . . 104
3.4.4 Hypothèses et modélisation . . . 106
3.5 Évaluation des méthodes de forwarding . . . 108
3.5.1 Scenario . . . 108
3.5.2 Métriques . . . 108
3.5.3 Résultats . . . 109
3.5.4 Discussion . . . 110
3.6 Évaluation des performances de NoDe-TBR . . . 110
3.6.1 Choix des algorithmes de référence . . . 111
3.6.2 Métriques . . . 111
3.6.3 Résultats . . . 112
3.6.4 Discussion . . . 112
Résumé du chapitre . . . 115

4 Évaluation des performances sur la base d'applications réalistes 117

4.1 Description des modèles et scénarios 118

4.2 Sauvegarde des boîtes noires 119

4.2.1 Modélisation du trafic applicatif 120

4.2.2 Résultats 120

4.2.3 Discussion 124

4.3 Applications du COCR 126

4.3.1 Modélisation du trafic 126

4.3.2 Résultats 127

4.3.3 Discussion 131

Résumé du chapitre 133

5 Conclusions 135

5.1 Contributions de la thèse 136

5.1.1 Méthode d'accès au canal : RP-CDMA 136

5.1.2 Routage par trajectoire : NoDe-TBR 138

5.1.3 Évaluation des performances avec des applications réalistes . 139

5.2 Perspectives 140

5.2.1 Méthodes d'accès hétérogènes 140

5.2.2 Routage par trajectoire 141

5.2.3 Couche de transport 142

5.2.4 Applications d'avion à avion 142

Annexes 156

A Algorithme de calcul de la densité 156

A.1 Algorithme 156

A.2 Illustration de la construction 157

A.2.1 Pour une seule trajectoire 157
A.2.2 Somme de plusieurs trajectoires 160
A.3 Projection de la sphère au plan 161

B Algorithme Fast Marching **163**
B.1 Description de l'algorithme 163
B.2 Taille des cellules 165

C Algorithme de descente de gradient **166**

D Algorithme Ramer-Douglas-Peucker **168**
D.1 Description 168
D.2 Performances 170

E Liste des acronymes **172**

F Glossaire **178**

G Liste des symboles **180**

Liste des figures

1 Exemple d'interface CPDLC 5

2 Exemple de message transmis par ACARS 7

3 Pile protocolaire de l'ATN 8

1.1 Principe d'un AANET. 15

1.2 Diagramme des propriétés pour différentes classes de réseaux ad hoc. 16

1.3 Routes en direction de l'est 24

1.4 Routes en direction de l'ouest 25

1.5 Densité du traffic sur 24 heures. 26

1.6 IAC (Instantaneous Aircraft Count) absolu 27

1.7 IAC normalisé 28

1.8 Zone ECAC (European Civil Aviation Conference) étendue 29

1.9 Nombres de vols enregistrés par jour 30

2.1 Exemple de coloration de graphe. 43

2.2 Principe des transmissions concurrentes en RP-CDMA. 46

2.3 Structure d'une trame RP-CDMA. 48

2.4 Format des trames RP-CDMA avec agrégation. 50

2.5 Algorithme du CSMA p-persistant 53

2.6 Exemple de topologie utilisée dans l'optimisation et l'évaluation des performances du RP-CDMA (Random Packet CDMA (Code Division Multiple Access)). 60
2.7 Taux de paquets acquittés. 64
2.8 Délai moyen. 64
2.9 Taux de transmission avec succès en fonction de la charge. 64
2.10 Nombre de trames émises en fonction de la charge. 65
2.11 Nombre de tentatives en fonction de la charge. 65
2.12 Répartition des pertes de trames pour $G_u = 0.5$. 67
2.13 Taux de messages acquittés. 69
2.14 Délai moyen. 69
2.15 Joignabilité normalisée. 70

3.1 Exemple de partition d'un AANET (Aeronautical Ad-hoc NETwork) 77
3.2 Exemple de diagramme de Voronoi. 82
3.3 Exemple de choix sous-optimaux de relais. 83
3.4 Connexité au cours de la journée en fonction de la durée de déconnexion tolérée (zone océanique, portée de 200 km). 84
3.5 Illustration du fonctionnement d'algorithmes de routage géographique. 86
3.6 Exemples de broadcast exploitant le trajectory-based routing 88
3.7 Contribution du noyau statistique pour deux vitesses différentes. . . 94
3.8 Carte de densité 96
3.9 Carte des temps de propagation depuis les stations sol. 100
3.10 Exemples de géodésiques vers les stations sol. 100
3.11 Exemples de geopath simplifiées par l'algorithme de Ramer-Douglas-Peucker. 101
3.12 Étapes du calcul des geopath 103
3.13 Sélection des voisins 104

3.14 Comparaison entre les critères ADR (Advance to Distance Ratio) et SiFT (Simple Forwarding over Trajectory). 106
3.15 Métriques pour le choix d'une méthode de forwarding 109
3.16 Performances des algorithmes de routage 113

4.1 Joignabilité normalisée 121
4.2 Délai de bout en bout. 122
4.3 Taux des messages acquittés (de bout en bout) pour les nœuds joignables. 122
4.4 Longueur des chemins. 123
4.5 Taux de trames acquittées (à un saut) 123
4.6 Délai à un saut 124
4.7 Joignabilité normalisée 128
4.8 Délai de bout en bout. 129
4.9 Taux des messages acquittés (de bout en bout) pour les nœuds joignables. 129
4.10 Taux de trames acquittées (à un saut) 130
4.11 Délai à un saut 130

A.1 Positions successives de l'avion. 158
A.2 Calcul du noyau pour la première position. 158
A.3 Ajout du noyau pour la deuxième position. 158
A.4 Ajout du noyau pour la troisième position. 158
A.5 Ajout du noyau pour la quatrième position. 159
A.6 Densité associée à cette trajectoire. 159
A.7 Densités des trajectoires à sommer. 160
A.8 Somme des densités des trajectoires précédentes. 160

B.1 Cartes des temps de propagation 165

D.1 Taille moyenne des courbes. 170
D.2 Erreur quadratique moyenne par rapport aux les courbes de référence. 171

Liste des tableaux

1 Exigences les plus contraignantes définies par le COCR (Communications Operating Concept and Requirements for the Future Radio System) 4
2 Résumé des caractéristiques de différents sous-réseaux air↔sol . . . 11

1.1 journées choisies 31

2.1 Résumé des caractéristiques des différentes méthodes 45
2.2 Paramètres CDMA 55
2.3 Taille en bits des différents champs d'information de contrôle 57
2.4 Paramètres du RP-CDMA après optimisation. 61
2.5 Paramètres des différentes versions du RP-CDMA après optimisation. 62

3.1 Amélioration de la connexité en fonction du délai toléré 84

4.1 Nombre moyen d'avions pour chaque scénario. 119

Introduction

Sommaire

Les communication dans l'aviation civile 2

De la voix aux échanges de données numériques 2

Classification des communications sol-bord 3

Évolution des besoins en datalink 4

Les moyens de communication "datalink" 6

Historique 6

Les sous-réseaux air↔sol 8

Organisation de ce mémoire 12

Cette thèse a pour objectif de répondre à deux problématiques associées aux AANET afin de fournir un nouveau système de communication pour l'aviation civile. Dans ce chapitre d'introduction, nous décrivons le contexte opérationnel et historique des communications aéronautiques afin de permettre une meilleure compréhension du cadre d'application de nos travaux et de mettre en perspective les atouts des AANET.

Dans la première partie de ce chapitre, nous présentons succinctement une classification des communications aéronautiques et l'évolution de ces dernières. Nous décrivons ensuite des moyens de communication conventionnels historiques, actuels et futurs. Enfin, nous concluons ce chapitre par la description de l'organisation de ce mémoire

Les communications dans l'aviation civile

De la voix aux échanges de données numériques

Les échanges vocaux jouent encore aujourd'hui un rôle prépondérant dans les communications aéronautiques. On peut citer à titre d'exemple les communications entre les pilotes et les contrôleurs aériens lorsque ces derniers assurent la séparation entre les avions en transmettant des consignes adressées spécifiquement à un pilote. Aujourd'hui encore, ces transmissions vocales sont généralement effectuées de manière analogique dans la bande aéronautique VHF (Very High Frequency) de 108 MHz à 137 MHz. Cette bande de fréquence est actuellement découpée en 2280 canaux espacés de 8,33 kHz. Lorsque la couverture des stations VHF ne permet pas d'utiliser ce système, les transmissions se font soit dans la bande HF (High Frequency), soit par l'intermédiaire de liaison SATCOM (SATellite Communication).

Les échanges de données numériques sol↔bord sont apparus dans les années 70

à l'initiative des compagnies aériennes. Une des applications du premier système développé, ACARS (Aircraft Communication Addressing and Reporting System), concernait la gestion du temps de travail des pilotes (application OOOI (Out, Off, On, In)). Ces communications numériques sont couramment appelées "communications *datalink*" dans le monde de l'aviation civile, terme que nous utiliserons dans la suite de ce mémoire (à ne pas confondre avec la deuxième couche du modèle OSI (Open System Interconnection)).

Classification des communications sol-bord

L'annexe 10 de la convention relative à l'aviation civile internationale [Int05] est un texte réglementaire qui encadre au niveau international les communications aéronautiques (voix et datalink). On y trouve en particulier une classification des communications numériques entre un avion et le sol dans les quatre catégories suivantes :

- ATSC (Air Traffic Services Communication) : cette catégorie regroupe toutes les communications entre un pilote et les services de contrôle aérien ATC (Air Traffic Control) nécessaires pour assurer la sécurité, la rapidité et l'efficacité du vol. Cela inclut par exemple le contrôle de la circulation aérienne, les renseignements météorologiques et les reports de position.

- AOC (Aeronautical Operation Control) : cette classe comprend les "communications nécessaires à l'exercice de l'autorité sur le commencement, la continuation, le déroutement ou l'achèvement du vol pour des raisons de sécurité, de régularité et d'efficacité." [Int05]. Certaines communications effectuées par les compagnies aériennes relèvent de cette catégorie, par exemple des messages concernant la maintenance, les niveaux de carburant, l'heure de départ exacte, ou encore l'heure d'arrivée estimée.

Classe	tt_{95} (s)	Continuité (probabilité par heure de vol)	Disponibilité (probabilité par heure de vol)	Intégrité (taux d'erreur par heure de vol)
ATSC	0,78	0,99999992	0,9999999995	5.10^{-966}
AOC	13,6	0.996	0.9995	5.10^{-966}

TABLEAU 1 – Exigences les plus contraignantes définies par le COCR

- AAC (Aeronautical Administrative Control) : ces communications administratives ont lieu entre l'équipage et la compagnie aérienne, et ne sont liées ni à la sécurité ni à l'efficacité du vol. Cela inclut par exemple des informations sur le personnel navigant (planning, logements ...) ou les passagers (liste des passagers à bord, correspondances ...).

- APC (Aeronautical Passenger Communication) : ces communications regroupent l'ensemble des services de communication directement proposés aux passagers. Cela inclut par exemple des communications téléphoniques ou un accès à internet.

Les classes ATSC et AOC sont généralement qualifiées de "critiques", et elles doivent répondre à des contraintes particulières en terme de qualité de service. À titre d'exemple, nous avons reporté dans le tableau 1 les contraintes les plus exigeantes pour le domaine de vol "en route" fournies par le COCR [EtFAAF06], un document d'Eurocontrol décrivant de telles applications.

Évolution des besoins en datalink

La démocratisation du transport aérien et l'augmentation continue du nombre de vols ont pour effet d'accroître les besoins en communications sol-bord numériques. En effet, une conséquence directe de l'accroissement du trafic aérien est que le volume total de données généré augmente, et ce d'autant plus que de nouveaux besoins applicatifs apparaissent dans le même temps.



FIGURE 1 – Exemple d'interface CPDLC

Source : SempreVolando (CC-BY) via wikimedia commons

Cette augmentation concerne à la fois les communications datalink et les communications vocales. Les systèmes servant à gérer ces dernières arrivant à saturation (que ce soit en terme de fréquence disponible ou en terme de traitement humain de ces données), la tendance actuelle est à un transfert de certains services vers des supports numériques, donc à une augmentation du volume de données générées par chaque avion. L'introduction du CPDLC (Controller Pilot Data Link Communications) dans les années 2000 est une illustration de ce transfert, des communications auparavant vocales transmises à l'aide de radios analogiques (clairances par exemple) sont maintenant effectuées de manière numérique, l'interface avec le pilote ou le contrôleur se faisant de manière textuelle (cf figure 1).

Ces deux facteurs, une augmentation du nombre de vols et une augmentation du volume de données généré par avion, contribuent à l'engorgement des systèmes existants. On estime que les systèmes actuels seront saturés aux alentours de 2020

[SS06].

Les moyens de communication “datalink”

Historique

Le premier système datalink déployé fut l'ACARS, aussi appelé POA (Plain Old Acars), développé par une initiative privée à la fin des années 1970. Cet acronyme désigne l'ensemble du réseau, tant le lien air↔sol que l'architecture du réseau au sol. Bien qu'originellement destiné à un usage privé par les compagnies aériennes, ce système est aussi utilisé par les services de contrôle. Il permet de transporter certains messages de contrôle, et des communications de type AOC et AAC. C'est un système orienté caractère, non connecté et sans qualité de service. Un exemple de message ACARS est donné dans la figure 2

Suite à l'émergence du système ACARS, l'OACI (Organisation de l'Aviation Civile Internationale) a créé le comité FANS (Future Air Navigation System) en 1983 afin d'étudier et de définir les futurs systèmes de la navigation aérienne. Au niveau des communications sol-bord, ce comité a travaillé sur deux aspects. En premier lieu, plusieurs applications exploitant le concept de datalink ont été définies (par exemple le CPDLC introduit précédemment). Ces applications étant critiques, l'absence de fiabilité dans le réseau ACARS empêche de l'utiliser directement. De plus, ces applications sont orientées bit alors que l'ACARS est orienté caractère. Pour permettre à ces applications d'utiliser le réseau ACARS, le second aspect du travail du comité FANS a consisté en la définition d'une surcouche au réseau ACARS qui y ajoute de la fiabilisation (fonctionnement connecté, acquittements, détection d'erreur), une conversion bit/caractère et un adressage qui permet aux avions de joindre les organismes de contrôle aérien. Ces applications et fonctionnalités ont été standardisées (document ARINC 622), et les construc-

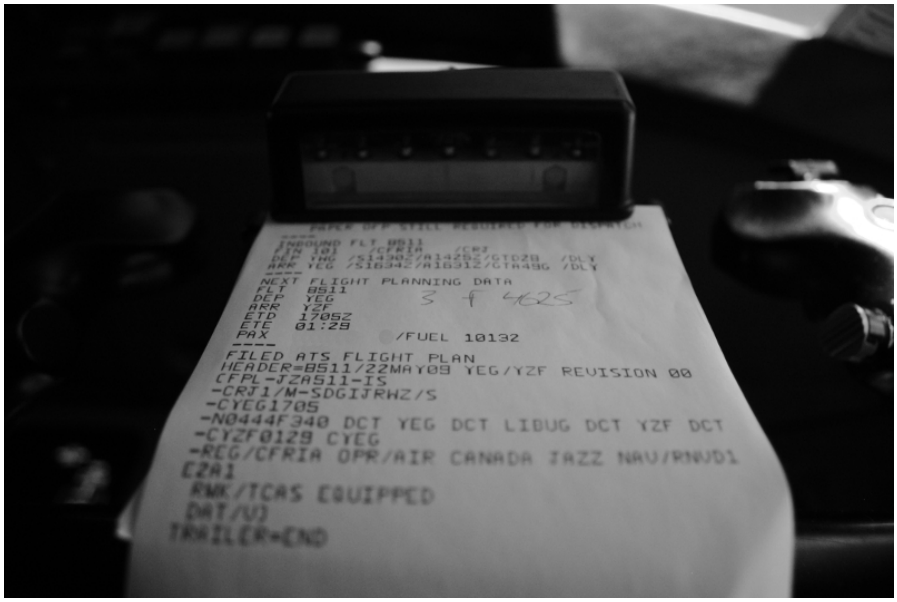


FIGURE 2 – Exemple de message transmis par ACARS

Source : Shaun (CC-BY-SA) via wikimedia commons

teurs aéronautiques proposent des implémentations certifiées de ce standard. La solution proposée par Boeing est appelée *FANS-1* et celle proposée par Airbus *FANS-A*, d'où le nom de *FANS-1/A* qui est généralement utilisé pour désigner ce standard. Des obligations d'équipement ont progressivement été mises en place afin de permettre aux services de contrôle de bénéficier des avantages des systèmes datalink.

En parallèle du déploiement du FANS-1/A, l'OACI une architecture réseau appelée ATN (Aeronautical Telecommunication Network). Cette architecture, basée sur des protocoles OSI, couvre les couches 3 à 7 du modèle OSI (voir la figure 3). Elle inclut donc aussi des protocoles applicatifs, permet de répondre à tous les besoins de communication sol-bord, des communications ATSC aux communications APC. Les nouvelles applications apparues dans ce cadre sont regroupées sous l'appellation FANS-2/B. Depuis le début des années 2010, l'OACI travaille sur une évolution de l'ATN basée sur le protocole IP (Internet Protocol), appelée ATN/IP,

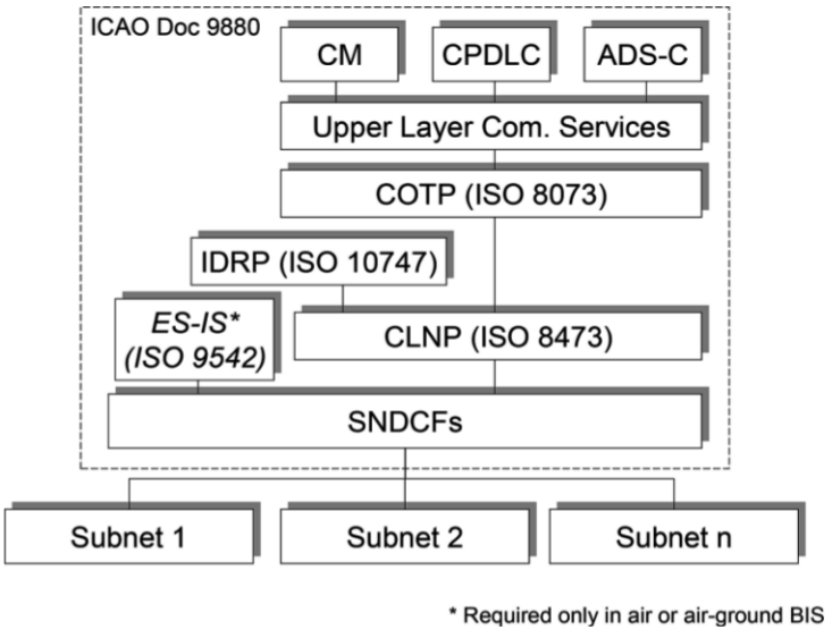


FIGURE 3 – Pile protocolaire de l'ATN

afin de faciliter le développement d'un réseau ATN opérationnel.

Les sous-réseaux air↔sol

Tout réseau utilisé pour effectuer des transmissions sol-bord requiert nécessairement un sous-réseau air↔sol. Actuellement, deux approches sont employées : les systèmes dit "cellulaires", pour lesquels les transmissions radio se font directement entre des stations sol et les avions, et les systèmes par satellite pour lesquels un satellite (ou une constellation de satellites) sert de relais entre les avions et une infrastructure au sol. Nous décrivons les principaux sous-réseaux conçus pour l'acheminement des communications critiques (ATSC et AOC). Les performances de ces systèmes sont résumées dans le tableau 2

Systèmes à lien direct

Dans ce type de sous-réseaux, toutes les transmissions air↔sol s'effectuent directement entre un avion et une station au sol. Ces sous-réseaux sont parfois qualifiés de "cellulaires". En effet, ils doivent cette dénomination au fait que la position des stations sol et leur portée radio définissent des "cellules", zones géographiques en dehors de laquelle les communications vers la station sol sont impossibles. Un système cellulaire introduit diverses contraintes, concernant par exemple la gestion des fréquences (deux cellules adjacentes ne doivent pas utiliser la même fréquence sous peine de brouiller leurs transmissions mutuelles) ou encore les handover entre deux stations sol. De plus, les capacités annoncées doivent être partagées entre tous les appareils présents dans la zone couverte par une station. Nous présentons les systèmes à lien direct les plus remarquables, qu'ils soient déjà opérationnels ou en développement.

L'ACARS, introduit précédemment, est le premier système datalink cellulaire déployé opérationnellement. Son segment air↔sol offre un débit binaire de 2,4 kbit/s en utilisant des canaux de 25 kHz, réservés dans la bande VHF initialement destinée aux communications vocales. Ces transmissions dans la bande VHF ont une portée de l'ordre de 200 km.

La HFDL (High Frequency Data Link) a été développée afin de permettre aux avions situés hors des zones de couverture VHF (par exemple zones océaniques, déserts) d'effectuer des transmissions datalink. Grâce au fait que les transmissions dans la bande HF "suivent" la courbure de la terre, ce système permet de très grandes portées et offre une couverture globale avec un petit nombre de station sol. La contrepartie de cette grande portée est que les débits proposés sont très faibles (de 300 à 1800 b/s selon le rapport signal à bruit reçu). Enfin, la méthode de partage utilisée, le TDMA (Time Division Multiple Access), utilise des trames de 32 s divisées en 13 sous-trames, ce qui conduit à des délais pouvant dépasser la

minute.

La VDL2 (VHF Data Link mode 2) est le principal système de communication datalink déployé dans les zones continentales (en particulier en Europe de l'ouest). Elle a été spécifiée en 1997 par l'OACI afin de servir de support à l'ATN. Elle repose sur un réseau de stations sol offrant une portée d'environ 200 km pour un débit binaire de 31,5 kbit/s. La VDL2 utilise le protocole AVLC (Aviation VHF Link Control) pour sa couche de liaison, et un protocole basé sur du CSMA (Carrier Sense Multiple Access) pour sa sous-couche MAC (Medium Access Control).

Le LDACS (L-band Digital Aeronautical Communication System) est quant à lui un système en cours de développement dans le cadre du projet européen SESAR (Single European Sky ATM Research). Comme son nom l'indique, il fonctionnera dans la bande L (entre 1,4 GHz et 1,5 GHz) avec des portées comparables à la VDL2 (environ 220 km). Deux technologies sont à l'étude : LDACS1, basé sur du FDMA (Frequency Division Multiple Access) avec des modulations de type OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) qui fournirait un débit total de 2,6 Mbit/s, et LDACS2, basé sur du TDMA avec des modulations de type GMSK (Gaussian minimum-shift keying) qui fournirait un débit de l'ordre de 115 kbit/s. Il est prévu que ce système soit opérationnel en 2020.

Systèmes par satellite

Les systèmes de communication par satellite reposent sur l'utilisation de ces derniers en tant que relais dans des communications air↔sol. La position de ces satellites en orbite autour de la Terre permet à ces systèmes de couvrir une grande zone géographique. Nous présentons les deux systèmes certifiés par l'OACI pour les communications aéronautiques.

La société Inmarsat propose des services appelés "classic aero" qui reposent sur l'utilisation de satellites géostationnaires, ce qui lui permet d'assurer une couver-

Système	Capacité	Portée / couverture	Opérationnel
HFDL	1,8 k/s par station sol	2500 km	oui
VDL2	31,5 kbit/s par station sol	200 km	oui
LDACS	2,6 Mbit/s par station sol	200 km	non (prévu en 2020)
InmarSat aero L	1,2 kbit/s par avion	latitude $< 75°$	oui
InmarSat aero H/H$^+$	10,5 kbit/s par avion	latitude $< 75°$	oui
Iridium	2,4 kbit/s par avion	globale	oui
IRIS	dizaine de kbit/s par avion	latitude $< 75°$	non (prévu en 2018)

TABLEAU 2 – Résumé des caractéristiques de différents sous-réseaux air↔sol

ture mondiale (à l'exception des zones polaires, au delà de 75° de latitude). Opérant en bande L, ce système propose des débits allant de 1,2 kbit/s par avion (service *aero L*) jusqu'à 10,5 kbit/s (services *aero H/H*$^+$) en utilisant une antenne à haut gain.

Ensuite, la société Iridium propose quant à elle un service pour les communications critiques basé sur une constellation de 66 satellites en orbite basse. Contrairement aux satellites géostationnaires, ces satellites défilants couvrent aussi les zones polaires. Le débit offert par avion est de 2,4 kbit/s.

Enfin, le système de communication par satellite IRIS est développé dans le cadre du projet SESAR. Il proposera des communications allant jusqu'à plusieurs dizaines de kbit/s en utilisant un satellite géostationnaire.

Organisation de ce mémoire

Dans ce chapitre, nous avons décrit le contexte dans lequel s'inscrit cette thèse : les communications aéronautiques. Le reste de ce mémoire est composé de cinq chapitres.

Dans le premier chapitre, nous décrivons en détail le concept de réseau ad hoc aéronautique et ses spécificités. Nous présentons aussi des applications qui pourront bénéficier de ce type de réseaux, ainsi qu'un exemple de trafic aérien dans lequel les AANET pourront être utilisés en complément des systèmes de communication classiques.

Le deuxième chapitre est consacré aux communications d'avion à avion à travers l'étude de la problématique d'attribution des codes dans un système de communication CDMA. Après avoir identifié une méthode appropriée dans la littérature, nous proposons deux modifications à cette dernière afin d'en améliorer les performances dans les AANET. L'impact de ces améliorations est quantifié dans une topologie en étoile ainsi que dans une topologie réaliste basée sur le rejeu de trajectoires d'avions réelles.

Dans le troisième chapitre, nous proposons un nouvel algorithme de routage qui utilise le concept de routage par trajectoire. En particulier, nous décrivons notre approche de calcul des trajectoires basée sur des géodésiques qui prennent en compte la densité locale d'avions. Les performances de cet algorithme sont comparées à celles d'algorithmes classiques dans une topologie réaliste.

Les performances de l'architecture complète sont étudiées dans le quatrième chapitre à travers deux exemples d'applications réalistes du domaine du contrôle aérien.

Nous présentons nos conclusions dans le dernier chapitre de ce mémoire. Nous y résumons les contributions de cette thèse, et nous présentons des pistes à explorer pour compléter et étendre la portée de nos travaux.

Chapitre 1

Les réseaux ad hoc aéronautiques

Sommaire

1.1 Présentation des réseaux ad-hoc aéronautiques 14

1.1.1 Définitions 14

1.1.2 Caractéristiques des AANET 16

1.1.3 Intérêts des AANET par rapport aux solutions existantes 18

1.1.4 Exemples d'applications 19

1.1.5 Les AANET dans la littérature 21

1.2 Mouvement des nœuds dans un AANET 22

1.2.1 Règles de séparation 22

1.2.2 Un exemple de trafic structuré : les NAT 23

1.2.3 Données de positions utilisées pour nos simulations . . . 26

Résumé du chapitre 32

Introduction

Les réseaux ad-hoc aéronautiques, appelés AANET dans la littérature, forment une classe de réseaux à part.

Dans ce chapitre, nous présentons la définition des AANET par comparaison avec d'autres types de réseaux.

Nous décrivons ensuite l'intérêt de ce concept que nous proposons comme un complément aux moyens de communications traditionnels, ainsi que les caractéristiques spécifiques rencontrées lors de l'étude de tels réseaux. Nous présentons aussi quelques exemples d'utilisations possibles des réseaux ad-hoc aéronautiques qui justifient leur étude et leur utilisation.

Nous présentons enfin le mouvement des appareils dans un AANET à travers l'exemple du trafic transatlantique.

1.1 Présentation des réseaux ad-hoc aéronautiques

1.1.1 Définitions

Un **réseau ad-hoc** est un réseau dans lequel chaque nœud peut être une source, une destination et un relais pour les données transportées par le réseau. Ainsi, ces réseaux ne reposent pas sur une infrastructure. Les transmissions de bout en bout à l'intérieur d'un réseau ad hoc utilisant généralement un ou plusieurs relais, on utilise aussi l'expression de "réseau multisaut" (*multihop network* dans la littérature anglophone). Les réseaux ad-hoc peuvent êtres regroupés en classes qui possèdent des caractéristiques communes.

La classe des MANET (Mobile Ad hoc NETwork) regroupe tous les réseaux ad-hoc dont les nœuds sont mobiles. Cette mobilité rend la topologie du réseau dynamique et l'utilisation de liens "sans fil" obligatoire. Cela a conduit à de nom-

breux travaux visant à adapter des protocoles existants ou à en créer de nouveaux, en particulier concernant le routage.

Un réseau de la classe des VANET (Vehicular Ad hoc NETwork) est un réseau dont les nœuds sont des véhicules terrestres, généralement en mouvement. Cette mobilité fait de la classe des VANET une sous-classe des MANET. Cependant, dans un VANET, les déplacements des nœuds respectent certaines contraintes inhérentes aux règles de la circulation routière. Par exemple, les mouvement des véhicules sont restreints aux routes et leur vitesse est limitée.

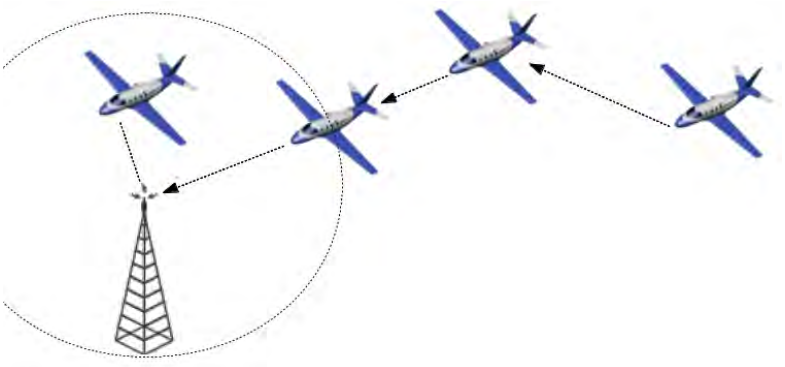


FIGURE 1.1 – Principe d'un AANET.

Par analogie avec les VANET pour les véhicules terrestres, les AANET sont définis comme des réseaux ad hoc dont les nœuds sont des avions en vol [SJK06] (cf figure 1.1). Nous proposons de les utiliser comme infrastructure de communication pour les transmissions "datalink" air↔air ou air↔sol, en complément des technologies présentées dans l'introduction de ce mémoire.

Afin de permettre la communication entre un nœud d'un réseau ad-hoc et des services localisés dans un autre réseau, des nœuds passerelles vers des réseaux au sol (appelées gateway dans la littérature) sont nécessaires. Dans le cas des AANET, ce sont des stations sol qui seront considérées comme les passerelles permettant des échanges entre les avions et un service au sol.

La figure 1.2 présente de manière schématique les relations entre les classes

présentées, ainsi que certaines propriétés qui les caractérisent.

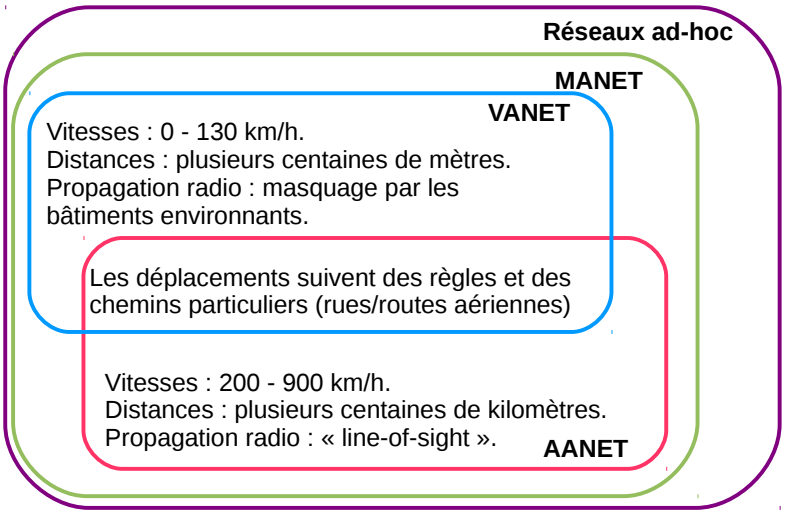


FIGURE 1.2 – Diagramme des propriétés pour différentes classes de réseaux ad hoc.

1.1.2 Caractéristiques des AANET

Les AANET présentent un certain nombre de caractéristiques qui doivent être prises en compte pour la définition et la conception des différents protocoles nécessaires à leur fonctionnement. Nous présentons celles qui ont une forte influence sur les travaux présentés dans ce mémoire.

Mobilité

Comme dans tout MANET, les nœuds d'un AANET sont mobiles. Cela impose l'utilisation d'algorithmes de routage dynamiques, capables de s'adapter rapidement aux changements de topologie.

Les déplacements des avions sont régis par des règles de circulation complexes (règles de l'air), et obéissent à des impératifs d'ordre économiques (horaires dépendant de la demande des clients, minimisation de la consommation en carburant...).

Par conséquent, leur modélisation est un problème complexe. Nous détaillons ci-après la solution que nous avons adoptée pour résoudre ce problème.

Portée des liens

La portée des liens nécessaire pour les AANET (de 150 km[Bes13] à 450 km[Bü16]) est généralement beaucoup plus élevée que dans les autres types de réseau ad-hoc (par exemple 300 m pour les VANET[SL08]).

Par opposition aux VANET où les masquages dus à l'environnement (bâtiments...) doivent être pris en compte[BCCM13], les avions dans un AANET ont une ligne de vue directe vers les autres nœuds du réseau, les transmissions n'étant en effet masquées que par l'horizon dès que l'avion est en croisière. Ainsi, deux avions en vol à 30000 pieds (9,1 kilomètre) d'altitude sont en vision directe l'un de l'autre dès qu'ils sont espacés de moins de 683 kilomètres.

L'ordre de grandeur des portées a des conséquences sur les couches d'accès (couche physique et de liaison) en terme de délais de propagation et de puissance de signal.

Nombre de nœuds

Le nombre des nœuds présents dans un AANET est généralement très élevé par rapport à la taille des réseaux MANET étudiés dans la littérature. Par exemple, on peut observer jusqu'à 600 avions présents simultanément en zone océanique [VPRG14]. Cela implique que l'algorithme de routage utilisé soit robuste à un passage à l'échelle.

Énergie disponible

Comme dans les VANET[SL08], nous ne considérons pas l'énergie comme un problème à bord d'un avion, les moteurs de l'appareil fournissant en permanence une

puissance électrique suffisante pour tous les calculateurs de bord.

Nous faisons de plus l'hypothèse que la puissance de calcul disponible à bord est équivalente à celle d'un ordinateur de bureau, l'énergie et la place disponibles à bord d'un avion de ligne autorisant l'emport d'un tel équipement.

1.1.3 Intérêts des AANET par rapport aux solutions existantes

Les AANET présentent un certain nombre d'avantages par rapport aux systèmes cellulaires et satellitaires présentés dans l'introduction de ce mémoire.

Couverture de zones étendues

Grâce à leur capacité de communication multisaut, la couverture d'un AANET est potentiellement infinie dès lors que la densité d'avion est suffisante, un paquet pouvant être relayé un grand nombre de fois. Si on considère les AANET en tant que support pour les communications sol-bord, alors cela permet de couvrir une zone très étendue à partir d'une seule station sol.

En particulier, cela permet de couvrir les zones océaniques, contrairement à un système cellulaire à un saut qui ne peut être déployé qu'en zones continentales.

Peu d'infrastructure requise

Un corollaire de la couverture de zones étendues est que le nombre de stations sol requises pour offrir un accès aux services de contrôle est plus faible pour un AANET que pour un réseau cellulaire. En effet, grâce aux communications multisaut, la couverture d'une station sol qui fait partie d'un AANET est égale à la taille de cet AANET. Il n'est donc pas nécessaire de déployer des stations sol sur toute la surface du territoire à couvrir comme dans un réseau cellulaire. Cela offre un

avantage aux AANET en termes de coût d'installation et de maintenance.

Communications pair à pair

Les transmissions multisaut dans un AANET ne sont pas restreintes aux seuls échanges air↔sol. Un tel réseau permet aussi des transmissions air↔air à plus de un saut, ce qui permet d'envisager de nouvelles applications (cf 1.1.4).

Équipement embarqué simple

La solution que nous proposons dans ce mémoire ne repose que sur des transmissions omnidirectionnelles, qui peuvent s'effectuer à l'aide de simples antennes monopôle (quart d'onde). Ces antennes sont plus faciles à intégrer et produisent une traînée aérodynamique plus faible que les antennes satellites à haut gain.

1.1.4 Exemples d'applications

Nous présentons dans cette sous-section des exemples d'applications qui peuvent être mises en œuvre grâce aux AANET.

Applications air↔air

Nous avons vu que les AANET permettent d'effectuer des communications de pair à pair, nous pouvons donc envisager la mise en place d'applications qui en tirent parti.

Dans [BDLF16] et [CHL10], les auteurs proposent des mécanismes distribués de résolution automatique de conflit (au sens aéronautique). Les méthodes proposées reposent sur l'échange d'informations entre les avions (information sur leurs trajectoires futures en particulier). Ces applications permettent de réduire la charge de travail des contrôleurs aériens ou de mettre en œuvre un contrôle autonome du traffic aérien (effectué par les avions aux-mêmes).

Des applications météorologiques pourraient aussi tirer parti de ces communications de pair à pair. Par exemple, les auteurs de [RDSM14] proposent un système appelé “wind networking”, dans lequel les avions mesurent in-situ la force et la direction des vents. Ces informations sont ensuite transmises aux autres avions afin que ces derniers puissent calculer précisément leur heure de passage à certains *waypoints* et améliorer ainsi la prédiction et la détection des conflits.

Applications air↔sol

Un exemple d'application air↔sol, proposé par le BEA (Bureau d'Enquête et d'Analyse pour la sécurité de l'aviation civile) suite à la perte du vol Air France 447 (Rio-Paris), consiste en une transmission automatique continue en temps réel des paramètres de vol, normalement enregistrés dans les FDR (Flight Data Recorder), couramment appelés “boîtes noires” . Cela permettrait de pouvoir analyser la catastrophe, même si l'épave de l'avion n'est pas localisée ou inaccessible. Trois scénarios sont définis dans le rapport [BEA09], chacun correspondant à un volume de données échangées différent :

- 9 octets/s : uniquement les paramètres latitude, longitude et altitude ;
- 96 octets/s : paramètres essentiels ;
- 1536 octets/s : tous les paramètres du FDR.

Ce rapport identifie aussi le problème du pointage des antennes satellitaires à haut gain lorsque l'avion se trouve dans des situations de vol anormales (fort roulis par exemple). Cela rendrait impossible l'envoi des données des FDR au moment où cela serait le plus crucial. Un AANET équipé d'antennes omnidirectionnelles ne souffrirait pas de ce problème.

Le COCR est un document produit par Eurocontrol afin d'identifier les futurs concepts d'ATS (Air Traffic Services). En particulier, il définit plusieurs ensembles

d'applications "datalink" utilisées par les services de contrôle aérien et les pilotes dans différents domaines de vol. Ces applications concernent par exemple :

- diverses clairances (autorisations données aux pilotes) ;
- des services d'informations de vol ;
- des messages d'alerte ;
- des informations sur le plan de vol ;
- des informations météorologiques (textuelles ou graphiques) ;

1.1.5 Les AANET dans la littérature

La littérature présente plusieurs études sur les AANET, par exemple [KKAB08], [SJK06] et [SJ06] définissent une architecture pour les AANET.

Les projets ATENAA (Advances Technologies for Networking in Aeronautical Applications)[ATE07] et NEWSKY (NEtWorking in the SKY)[SS06] ont aussi abordé la problématique des AANET. Dans le cadre de ce dernier, les auteurs de [MHAR08] ont démontré la faisabilité d'un AANET au dessus de l'océan Atlantique. Cependant, leur étude a été conduite en se basant sur des trajectoires orthodromiques (plus court chemin entre le point de départ et celui d'arrivée), et sans tenir compte des problématiques des couches physique et liaison.

Dans [Bes13], l'auteur démontre la faisabilité d'un AANET en zone continentale et en zone océanique à partir de trajectoires réelles d'avion. En particulier, il étudie le pourcentage d'avions connectés en fonction de la portée des liens radio, et conclut que les portées nécessaires pour atteindre une connexité (cf def. 1) moyenne de 90% sont de 150 km en zone continentale et de 350 km en zone océanique. L'auteur propose de plus une architecture de couche physique et liaison adaptée à ces portées et basée sur du CDMA.

Définition 1 (Connexité) *Soit* $\mathbf{G} = (\mathbf{A} \cup \mathbf{S}, \mathbf{E})$ *le graphe représentant le réseau. Les nœuds de* $\mathbf{A}$ *sont les avions en vol et ceux de* $\mathbf{S}$ *sont les stations sol. L'ensemble des arrêtes* $\mathbf{E}$ *contient tous les liens idéaux possibles (i.e. il existe un lien entre deux avions si la distance entre ceux-ci est inférieure à la portée radio). Soit* N_p *le nombre d'avions de* $\mathbf{A}$ *pour lesquels il existe un chemin vers une station sol.*

La "connexité du réseau avec le sol" est définie par $C = \frac{N_p}{|A|}$.

Par souci de concision, nous utiliserons le terme "connexité" pour désigner C *dans la suite de ce mémoire. Il faut noter que la connexité est mesurée de manière géométrique, et ne dépend pas des performances des protocoles utilisés.*

1.2 Mouvement des nœuds dans un AANET

Lors de notre étude, nous nous sommes intéressés principalement à des avions "en croisière", qui correspond aux domaines de vol ENR (En Route), ORP (Oceanic, Remote, Polar), AOA (Autonomous Operation Area) définis dans le document COCR. Nous décrivons dans cette section les contraintes qui s'appliquent à ces appareils, ainsi qu'un cas particulier de trafic aérien, les NAT (North Atlantic Tracks).

1.2.1 Règles de séparation

Les avions de l'aviation civile doivent respecter des règles de *séparation* pour des raisons de sécurité. Ces règles sont décrites dans des textes réglementaires tels que le SERA (Standardised European Rules of the Air) et la RCA (Réglementation de la circulation aérienne). Les règles présentées ici décrivent celles qui s'appliquent généralement dans le cas de l'aviation commerciale, nous avons choisi de ne pas être exhaustifs par souci de concision.

La *séparation verticale* désigne la différence d'altitude entre deux avions. Le

séparation verticale nominale pour des avions en croisière est généralement de 1000 pieds (300 mètres) en dessous du niveau de vol 290 (8800 mètres), et 2000 pieds (600 mètres) au dessus de ce niveau. Depuis 1997 et l'introduction de la réglementation RVSM (Reduced Vertical Separation Minima), les avions disposant de l'équipement nécessaire sont autorisés à ne respecter qu'un écart de 1000 pieds au delà du niveau de vol 290.

La *séparation horizontale* (ou *espacement*) désigne la distance "horizontale" entre deux avions. La séparation horizontale minimale varie en fonction de l'espace aérien considéré. Dans les zones où le contrôle aérien est effectué à l'aide de radars, la séparation horizontale minimale est comprise entre 3 et 8 milles nautiques (5,6 à 14,8 kilomètres). Elle est augmentée en l'absence de couverture radar, par exemple en zone océanique : 60 milles nautiques (111 kilomètres) entre deux routes parallèles et 10 minutes de vol entre deux avions qui se suivent.

Deux avions sont dit *séparés* s'ils respectent le critère de séparation horizontale ou le critère de séparation verticale l'un par rapport à l'autre. À tout moment, chaque avion doit être séparé de tous ses voisins. Pour les avions qui volent sous le régime IFR (Instrument Flight Rules), c'est-à-dire la majorité de l'aviation commerciale, la responsabilité de cette séparation est confiée aux contrôleurs aériens. Ces derniers peuvent donner des instructions aux avions et modifier leur trajectoire afin de résoudre des conflits futurs. Pour simplifier ce travail, les avions suivent généralement des voies aériennes prédéfinies.

1.2.2 Un exemple de trafic structuré : les NAT

Les NAT sont des voies aériennes utilisées par les avions qui volent entre l'Amérique du nord et l'Europe. Elles sont représentées en blanc sur les figures 1.3 et 1.4, numérotées de A à E pour le trafic vers l'ouest et de R à Z pour le trafic vers l'est.

La position de ces routes aériennes est dictée par le jetstream (en jaune sur la

figure précédente), un vent de haute altitude qui souffle d'ouest en est à des vitesses de l'ordre de 160 km/h. À cause de ce vent, les routes suivies par les avions qui se déplacent d'est en ouest (figure 1.4) passent généralement plus au nord que l'orthodromie. Les routes utilisées vers l'est ne présentent pas cette déviation (figure 1.3). La position et l'intensité du jetstream évoluant dans le temps, les routes utilisées dans les NAT sont recalculées chaque jour par les services de contrôle.

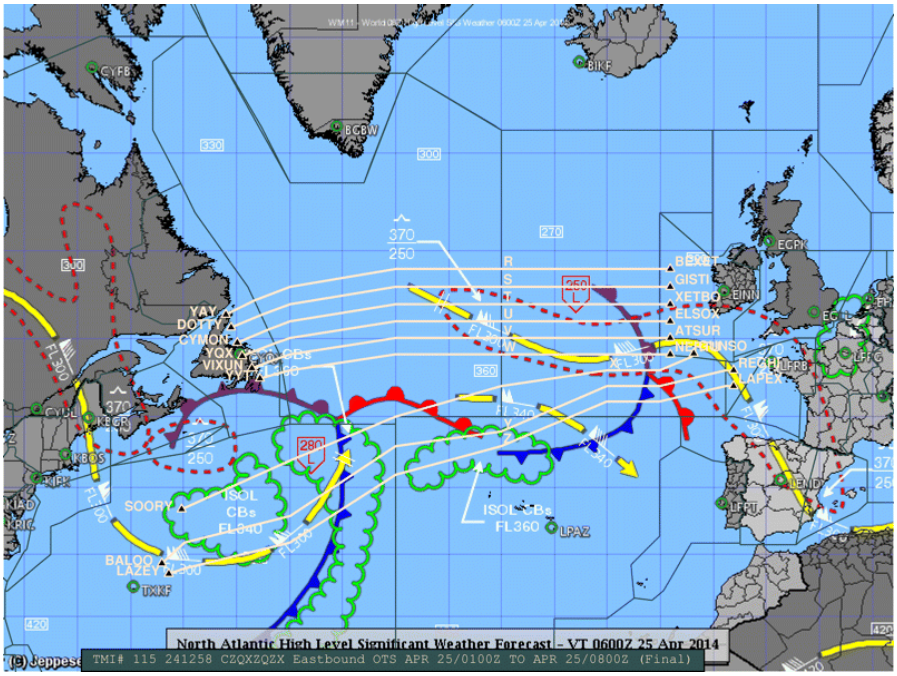


FIGURE 1.3 – Routes en direction de l'est

L'organisation du trafic selon ces routes a un effet très "structurant" sur la position des avions. Ce phénomène est illustré par la figure 1.5 où la densité d'avion est représentée en échelle de gris. On y observe que la densité d'avions est plus élevée le long des NAT qu'en dehors.

On observe aussi une forte périodicité du trafic des NAT à l'échelle de la journée, illustrée par les figures 1.6 et 1.7. Ces figures représentent respectivement l'IAC et l'IAC normalisé (la normalisation est effectuée par rapport au maximum observé dans la journée). Le pic de trafic du matin (aux alentours de 4h) correspond au

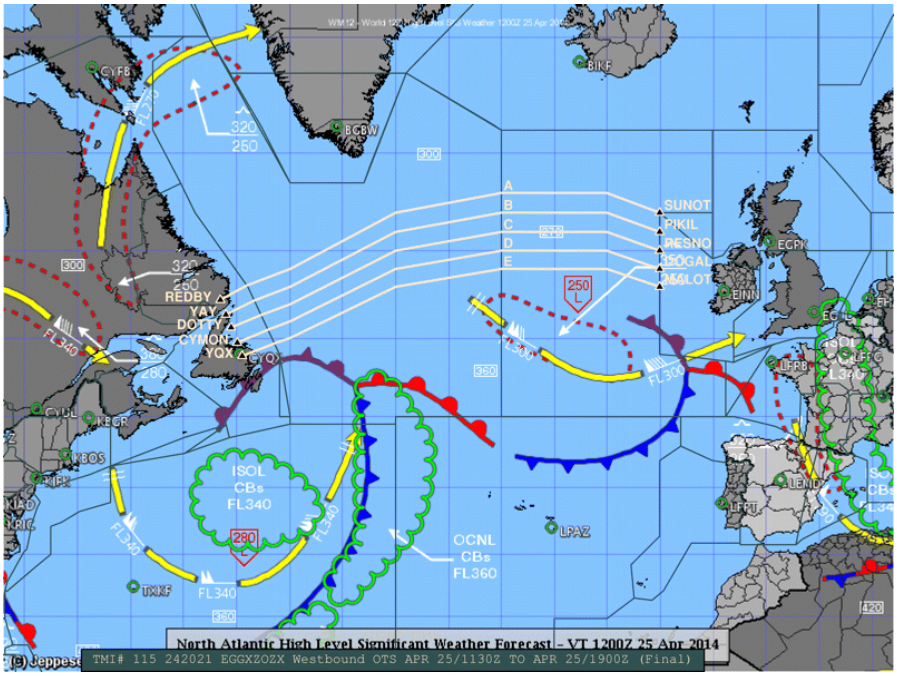


FIGURE 1.4 – Routes en direction de l'ouest

traffic allant vers l'Europe, le pic de l'après-midi (aux alentours de 15h) correspond au trafic à destination de l'Amérique du Nord. Ces heures sont choisies par les compagnies aériennes pour correspondre aux attentes de leurs clients. De la même manière, on peut expliquer le faible nombre de vols les 25 décembre pour des raisons culturelles.

Cette double structuration temporelle et spatiale du trafic est intéressante pour les AANET. En effet, cela va augmenter localement la densité d'avions. Plus cette dernière est élevée, plus la probabilité de partition du réseau est faible.

Comme les NAT sont situées au dessus d'un océan, il n'est pas possible de déployer une architecture de communication cellulaire pour les couvrir (exception faite de la HFDL, dont les débits sont très faibles). Les AANET sont donc un système de communication complémentaire aux liaisons satellitaires que l'on pourrait employer dans cette zone.

Pour ces raisons, nous utiliserons les NAT en tant qu'exemple de trafic aérien

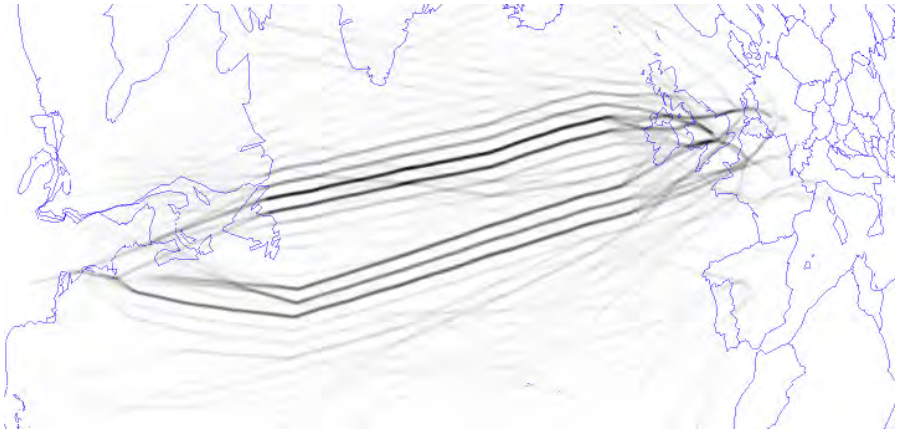


FIGURE 1.5 – Densité du traffic sur 24 heures.

structuré dans la suite de notre étude, et nous étudierons les performances d'un AANET dans ce type de contexte. Ce choix de nous concentrer sur les zones océaniques est aussi guidé par le fait que des systèmes de communication cellulaires (VDL2) sont déjà en cours de déploiement ou opérationnels en zone continentale.

1.2.3 Données de positions utilisées pour nos simulations

Dans la réalité, un certain nombre de facteurs aléatoires vont influencer la trajectoire des avions. La nature aléatoire de ces facteurs rend leur modélisation difficile. À titre d'exemple, nous pouvons citer :

- La modification des NAT d'un jour sur l'autre en fonction de la position du jetstream.
- Les retards opérationnels au décollage.
- Le contrôle aérien effectué par un humain.
- Des phénomènes météorologiques, par exemple les cumulonimbus (responsables de 30% des retards en route [BBM15]).

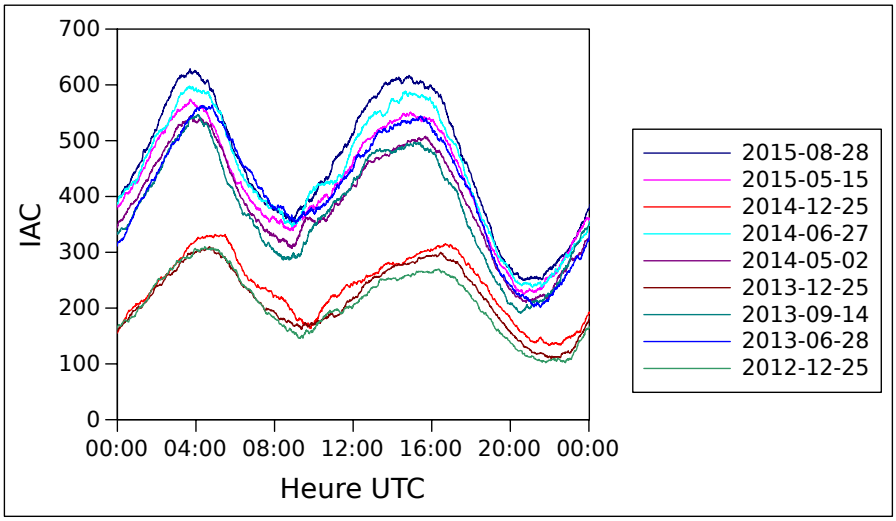


FIGURE 1.6 – IAC absolu

- Des erreurs humaines (sur la navigation, l'interprétation des consignes du contrôle aérien...).

Afin de représenter de manière réaliste les trajectoires des avions dans nos simulations, nous avons choisi de rejouer des traces. Cela permet de prendre en compte tous les facteurs qui peuvent avoir une influence sur la topologie du réseau.

Source des données

Les données de position que nous avons utilisées sont mises à disposition par EUROCONTROL à travers le dépôt DDR (Data Demand Repository) [EUR15]. Nous utilisons les données de trafic historiques, qui contiennent les trajectoires suivies par tous les avions qui sont passés dans le domaine aérien contrôlé par l'ECAC (cf figure 1.8). Ces données couvrent aussi les portions de ces trajectoires qui sont situées hors de cette zone.

Les trajectoires fournies par le DDR sont constituées d'une suite de points géographiques associés à une heure de passage. Lorsque cela est nécessaire, une interpolation linéaire est utilisée pour calculer les positions des avions entre deux

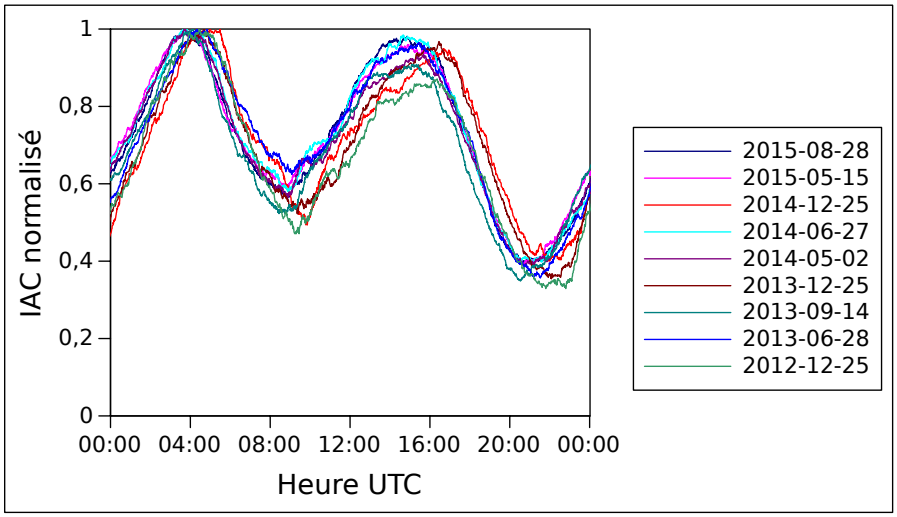


FIGURE 1.7 – IAC normalisé

enregistrements.

Journées types sélectionnées

La figure 1.7 montre que la répartition temporelle du trafic dans les NAT est très similaire d'un jour à l'autre. La figure 1.9 donne la périodicité annuelle du nombre de vols observés par jour. Nous pouvons utiliser ces propriétés pour optimiser le nombre de journées rejouées afin de minimiser les temps de calcul : la répartition du trafic étant similaire d'une journée à l'autre, il suffit de couvrir l'amplitude annuelle du nombre total de vols pour être représentatif de la réalité. Pour cela, nous avons choisi de sélectionner pour trois années (de novembre 2012 à novembre 2015) :

- La journée avec le nombre de vols enregistrés minimum
- La journée avec le nombre de vols enregistrés maximal
- La journée avec le nombre de vols enregistrés médian



FIGURE 1.8 – Zone ECAC étendue

Le choix de ces journées en particulier permet en outre d'inclure les deux extrêmes : les jours moins chargés et les jours les plus chargés. Ces cas sont intéressants car pour les premiers la probabilité de partition du réseau est élevée en raison du faible nombre de nœuds, et pour les seconds la charge totale générée sera la plus élevé.

Les journées retenues sont regroupées dans le tableau 1.1.

Heures sélectionnées

Afin d'optimiser les temps de simulation, nous nous sommes concentrés sur trois créneaux horaires significatifs identifiés grâce à la figure 1.7 :

- 1 heure où le nombre d'avions en vol est le plus élevé : 4h à 5h.
- 1 heure où le nombre d'avions en vol est le plus faible : 21h à 22h.
- 1 heure où le nombre d'avions en vols est intermédiaire : 8h à 9h.

Outre le fait que ces horaires permettent de couvrir l'amplitude de l'IAC sur la journée, ils présentent des propriétés intéressantes. Le créneau 4h-5h ne contient en effet quasiment que le trafic ouest-est, et le créneau 8h-9h correspond à l'inversion

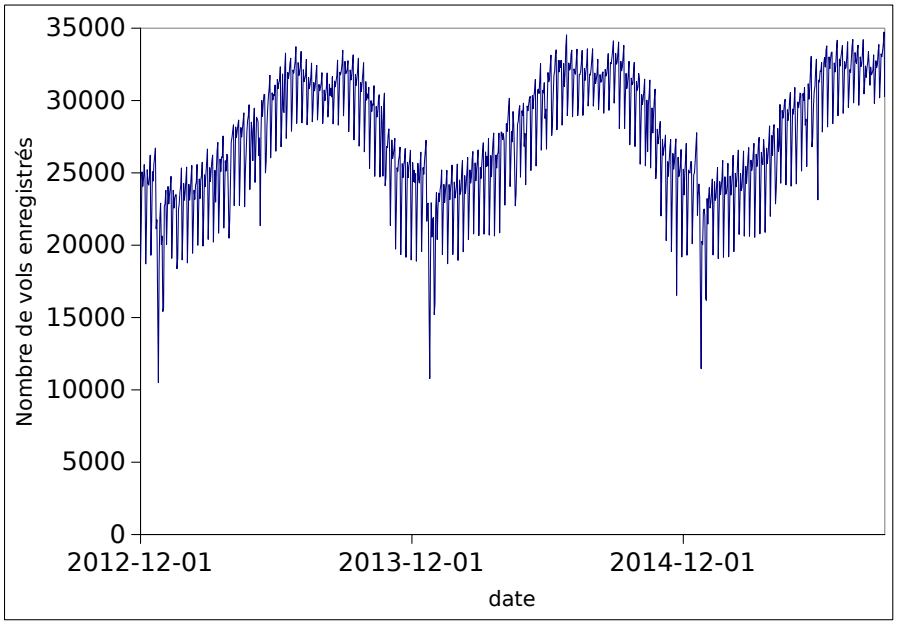


FIGURE 1.9 – Nombres de vols enregistrés par jour

des flux, lorsque le trafic en direction de l'Europe se termine et que le trafic en direction de l'Amérique commence.

Date	Nombre de vols enregistrés
2013-06-28 (max)	33721
2014-06-27 (max)	34537
2015-08-28 (max)	34734
2013-09-14 (médiane)	27280
2014-05-02 (médiane)	27733
2015-05-15 (médiane)	28713
2012-12-25 (min)	10495
2013-12-25 (min)	10785
2014-12-25 (min)	11465

Tableau 1.1 – journées choisies

Résumé du chapitre

Dans ce chapitre, nous avons défini le concept d'AANET et présenté ses spécificités.

Nous avons ensuite décrit un contexte et des applications qui pourraient bénéficier du déploiement des AANET.

Nous avons enfin présenté le mouvement des nœuds dans un AANET et l'approche par re-jeu de trajectoires utilisée dans la suite de ce mémoire.

Chapitre 2

Attribution des codes d'étalement

Sommaire

2.1 L'attribution des codes d'étalement dans un système CDMA 35

2.1.1 Problématique 35

2.1.2 Caractéristiques des AANET 36

2.1.3 Caractérisation des méthodes d'attribution des codes . . 37

2.1.4 Méthodes existantes dans la littérature 40

2.1.5 Choix d'une méthode 45

2.2 Description détaillée du RP-CDMA 45

2.2.1 Principe 45

2.2.2 Structure de la trame 47

2.2.3 Détection multipaquet 48

2.3 Contributions 49

2.3.1 Agrégation des paquets 49

2.3.2 p-persistance 52

2.4 Modélisation et Adaptation du RP-CDMA au cas des AANET 54

2.4.1 Hypothèses de modélisation 54

2.4.2 Paramètres déterminés a priori 55

2.4.3 Optimisation des paramètres 57

2.5 Évaluation des performances 61

2.5.1 Résultats avec le modèle simplifié 61

2.5.2 Résultat avec une topologie réelle 67

Résumé du chapitre 71

Introduction

Pour pouvoir envisager des communications multi-saut dans un réseau ad hoc, il faut être capable d'effectuer des communications directes entre deux nœuds du réseau. Ce problème est traité par les deux couches les plus basses du modèle OSI, la couche "physique" et la couche "liaison". La conception d'une méthode d'accès adaptée aux AANET a déjà été traitée dans [Bes13]. Dans cet ouvrage, l'auteur propose une couche d'accès basée sur du CDMA après avoir considéré les différentes contraintes associées aux AANET.

Dans ce chapitre, nous commençons par exposer la problématique de l'attribution des codes d'étalement dans un système basé sur du CDMA, puis nous décrivons différentes méthodes d'accès existantes dans la littérature. Après avoir expliqué le choix du RP-CDMA que nous avons fait, nous décrivons en détail cette méthode de répartition des codes et les propositions que nous faisons pour en améliorer les performances. Une évaluation de notre proposition est ensuite donnée pour conclure ce chapitre.

2.1 L'attribution des codes d'étalement dans un système CDMA

2.1.1 Problématique

Le CDMA, solution proposée pour les AANET dans [Bes13] exploite une propriété spécifique aux systèmes DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum) qui permet de décoder séparément plusieurs trames reçues simultanément. Cette capacité à discriminer les réceptions multiples nécessite cependant que plusieurs conditions soient réunies, en particulier que les différentes trames soient étalées avec des séquences différentes. Cette capacité permet de concevoir des récepteurs capables de rece-

voir plusieurs trames simultanément, on parle dans ce cas de MPR (Multi-Packet Reception) [LNH14]. Ces séquences d'étalement sont aussi appelées "codes d'étalement" ou "codes".

Ce fonctionnement est exploité dans plusieurs systèmes d'usage courant, par exemple le GPS (Global Positionning System) ou la norme de téléphonie mobile UMTS ('Universal Mobile Telecommunications System). Dans le premier cas, chaque satellite étale son signal à l'aide d'un code différent, ce qui permet à l'utilisateur de recevoir simultanément des informations en provenance de plusieurs satellites. Dans le second cas, deux familles de codes sont utilisées : une première pour séparer les communications en provenance de différents utilisateurs et de différentes stations, et une autre à l'intérieur de ces transmissions pour créer des canaux virtuels. De la même manière, l'auteur de [BPGR11] propose d'utiliser des séquences différentes afin de séparer les communications issues de différents avions dans un AANET.

Nous constatons donc qu'il faut définir une stratégie d'attribution des codes grâce auxquels les différents émetteurs et récepteurs vont, respectivement, étaler et "désétaler" leur transmission.

2.1.2 Caractéristiques des AANET

Les AANET présentent des caractéristiques qui vont avoir une influence sur les couches d'accès et le système d'attribution des codes :

- Étant données les portées des communications envisagées, de 300 m (cf sous-section 1.2.1) à 350 km[Bes13], les réceptions concurrentes peuvent être soumises à un effet near far important (jusqu'à 61 dB).

- Les grandes portées impliquent des délais de propagation relativement élevés (environ 1,2 ms pour 350 km). Cela pénalisera les méthodes qui nécessitent

une négociation entre émetteur et récepteur.

- L'ensemble du réseau s'étendant sur plusieurs milliers de kilomètres et comportant plusieurs centaines d'appareils, nous ferons l'hypothèse de communications asynchrones.

2.1.3 Caractérisation des méthodes d'attribution des codes

Les méthodes d'attribution des codes d'étalement peuvent être catégorisées selon différents critères. Nous présentons quatre critères pertinents dans l'étude des AANET.

Utilisation du code attribué

Une séquence d'étalement est utilisée tant pour étaler le signal que pour le désétaler. Par conséquent, on peut envisager deux façons d'utiliser les codes attribués : soit pour la réception, soit pour l'émission.

Dans une approche orientée réception, le code assigné à un appareil est utilisé par ce dernier pour désétaler les transmissions qui lui sont destinées. L'inconvénient de cette approche est qu'elle concentre l'utilisation d'un même code dans une petite zone géographique (dans le voisinage immédiat du récepteur) et favorise ainsi les collisions sur le code utilisé.

Dans une approche orientée émission, chaque appareil utilise le code qui lui est assigné pour étaler les trames qu'il émet. L'avantage principal de cette approche est qu'elle garantit l'absence de collision sur le code si ce dernier n'est pas réutilisé dans le voisinage immédiat de l'émetteur. Une variante notable de cette approche consiste à assigner un code à un couple émetteur/destinataire. Dans ce cas, l'émetteur et le récepteur sont généralement associés dans la décision. L'assignation par paire permet d'avoir les avantages d'une approche orientée émission, tout en évi-

tant certains problèmes tels que le terminal caché en impliquant le destinataire dans la négociation.

La probabilité de collision sur les codes utilisés étant a priori plus faible dans le cas de l'approche orientée émission, nous focaliserons notre étude sur celle-ci.

Centralisé/distribué

L'assignation des séquences d'étalement peut se faire de manière centralisée, à l'instar de ce qui est fait dans le domaine de la téléphonie mobile, ou bien de manière distribuée.

Dans le cas d'une attribution centralisée, une autorité centrale gère l'attribution des codes dans l'ensemble du réseau. Cette approche n'est pas praticable dans le cas des AANET à cause de l'étendue géographique du réseau (plusieurs milliers de kilomètres) et du nombre de nœuds. De plus, comme la majorité des avions ne sont pas à portée directe d'un nœud donné, cela impose d'utiliser des communications multi-saut entre les nœuds, ce qui rend le fonctionnement de la couche 2 du modèle OSI dépendant de celui de la couche 3. Enfin, cela rendrait les communications à l'intérieur du réseau dépendantes d'une entité unique. Ce dernier point est particulièrement indésirable à cause du risque de partitionnement du réseau. En effet, cela aurait pour conséquence de rendre les communications directes d'avion à avion inutilisables dans une partition du réseau isolée du gestionnaire centralisé, même si ces appareils sont à portée les uns des autres.

Dans un système distribué, les appareils négocient directement entre eux, ce qui rend le réseau (et toute partition de ce réseau) autonome pour les communications directes d'avion à avion.

Étant donné qu'un des avantages des AANET réside justement dans leur capacité à permettre des communications de pair à pair en toute autonomie, nous n'étudierons pas les méthodes basées sur des solutions centralisées dans ce rapport.

Statique/dynamique

Dans le cas d'une attribution statique des codes, chaque appareil se voit assigner un code et le conserve tout au long de sa durée de vie dans le réseau. Le cas le plus simple se présente lorsqu'on dispose de plus de codes qu'il n'y a de nœuds dans le réseau. Dans cette situation, on peut attribuer un code unique à chaque avion et garantir en même temps l'absence de collision sur les codes. Cette approche simple n'est cependant pas applicable dans le cas des AANET car on dispose de moins de codes (entre 15 et 27 selon [Bes13]) qu'il n'y a d'avions dans le réseau à un instant donné (jusqu'à 600 en zone océanique, cf sous-section 1.2.2). Pour contourner ce problème on pourrait envisager que chaque avion se voit assigner un code au début de son vol par les services de contrôle du traffic aérien, ces derniers s'assurant que deux avions utilisant le même code ne se retrouvent pas en même temps dans une même zone géographique. Cette approche est cependant problématique pour trois raisons. Tout d'abord, il n'est pas prouvé qu'il soit possible d'effectuer une telle attribution en respectant une séparation géographique suffisante. Ensuite, cela constituerait un système centralisé, propriété que nous avons écarté dans la sous-section précédente. Enfin, ce genre d'attribution, en faisant l'hypothèse que les avions suivent effectivement le plan de vol déposé avant leur départ, ne pourrait pas gérer certains déroutements.

Dans le cas d'une attribution dynamique des codes, la séquence d'étalement utilisée par chaque appareil varie dans le temps, selon les conditions du réseau ou aléatoirement.

On peut noter que, dans le cas d'une attribution statique comme dans le cas d'une attribution dynamique, le récepteur et l'émetteur doivent avoir connaissance du code utilisé. Il est donc nécessaire d'utiliser une méthode pour coordonner l'utilisation, et cela même dans le cas d'une attribution statique.

Étant donné la pénurie de séquences d'étalement et l'autonomie voulue pour

les AANET, nous ne considérerons que des algorithmes d'allocation dynamiques dans la suite de ce mémoire.

Négociation/contention

Pour sélectionner le code à utiliser, on peut envisager qu'un nœud négocie avec ses voisins afin d'éviter que deux appareils à portée l'un de l'autre n'utilisent le même code. Un inconvénient de cette méthode est qu'elle requiert un certain nombre de transmissions avant la première transmission de données utiles, ce qui ajoute du délai aux communications.

Une autre approche consiste à sélectionner un code aléatoirement et l'utiliser tel quel, en exploitant le fait que la probabilité que deux nœuds voisins utilisent le même code est faible. Avec une telle méthode, la transmission se fait sans délai, mais au prix de pertes éventuellement plus élevées.

À ce stade, nous ne pouvons exclure aucune des deux approches.

2.1.4 Méthodes existantes dans la littérature

Nous présentons et analysons différentes méthodes d'attribution des codes que nous avons trouvées dans la littérature et qui correspondent aux choix que nous avons effectués sur les critères définis dans la sous-section précédente. Pour rappel, nous cherchons un algorithme :

- Orienté émission ;
- Distribué ;
- Dynamique.

Ces restrictions éliminent d'office les méthodes qui ont été conçues spécifiquement pour les réseaux cellulaires tels que l'UMTS à cause de leur approche centralisée.

Nous avons regroupé les différentes méthodes selon les similarités que nous avons constatées dans leur fonctionnement.

Algorithmes RTC/CTS

Plusieurs propositions d'algorithmes basés sur un mécanisme basé sur des messages RTS (Ready To Send) et CTS (Clear To Send) ont été formulées afin de tirer parti des capacités de réception multiple du CDMA [JZ07][MS09].

Dans [JZ07] en particulier, les auteurs proposent le protocole DRCA (Dynamic-Rate and Collision Avoidance). Dans ce protocole, différents codes d'étalement sont utilisés pour définir des canaux virtuels, avec 3 canaux particuliers pour transmettre respectivement les CTS, les RTS et les ACK. Les données sont quant à elles transmises sur des canaux définis par des codes spécifiques. Le fonctionnement simplifié de la sous-couche MAC est décrit ci-après :

1. L'émetteur (nœud A ci-après) estime le facteur d'étalement adapté aux conditions actuelles dans le réseau (rapport signal à bruit notamment), et choisit un code d'étalement adapté dans la liste des codes disponibles, que nous notons C_s.

2. Il envoie une trame RTS au destinataire (nœud B) contenant l'identifiant de C_s.

3. Si B est prêt à recevoir et que le code lui convient, il renvoie une trame CTS indiquant aussi l'identifiant du code choisi

4. Le nœud A diffuse éventuellement un court message SM (Short Message) indiquant que le code C_s ne doit pas être réutilisé. Ce court message est reçu par les voisins de A qui retirent C_s de leur liste de codes disponibles. Dans tous les cas, A transmet les données utiles en utilisant C_s pour les étaler.

5. Après réception des données, B transmet un acquittement ACK.

6. S'il avait transmis le message SM, le nœud A diffuse un nouveau SM après avoir reçu le message ACK. Ce SM indique aux voisins de A qu'ils peuvent à nouveau utiliser C_s.

L'utilisation de codes d'étalement fixes pour la transmission des messages RTS, CTS, ACK et SM permet aux nœuds qui ne participent pas à la transmission de recevoir tout de même ces informations, et de maintenir à jour leur liste de codes disponibles. Les auteurs de [MS09] décrivent un mécanisme similaire, mais en y ajoutant d'autres messages de signalisation afin de réduire la probabilité d'occurrence du problème du nœud caché.

Cette approche basée sur des messages RTS/CTS est une méthode dynamique, distribuée et qui associe un code par paire émetteur/récepteur après négociation entre ces derniers.

Les protocoles reposant sur ce concept RTS/CTS sont cependant inadéquats pour les AANET. Tout d'abord, les longs temps de propagation rencontrés dans les AANET sont amplifiés par la phase de négociation durant laquelle au minimum 3 échanges sont effectués (un pour le RTS, un pour le CTS et un pour les données). Cela induit des silences lors de la communication. De plus, à moins d'utiliser une radio capable d'un véritable full-duplex, il est impossible de recevoir une trame lorsqu'une émission est en cours. Cela signifie qu'après avoir émis le CTS, le récepteur ne peut plus émettre car il attend la trame de données. Par conséquent, il ne peut pas répondre à un second RTS avant la fin de la réception de la transmission en cours. Le même problème se pose du côté émetteur après avoir transmis le RTS. La conséquence directe est que les capacités MPR du CDMA ne peuvent pas être pleinement exploitées.

Algorithmes de coloration de graphe

Une approche, utilisée notamment dans les travaux [STSC03] et [TSC06], consiste à considérer le réseau comme un graphe dont les sommets sont les nœuds du réseau et dont les arrêtes relient deux nœuds à portée l'un de l'autre. Dans cette vision centrée sur les graphes, le problème d'attribution des codes peut être vu comme un problème de coloration de graphe.

La coloration de graphe consiste à attribuer à chaque nœud du réseau une couleur, en s'assurant que deux nœuds adjacents n'ont pas la même couleur. Dans notre cas, les couleurs correspondent à des codes d'étalement. Un exemple de graphe coloré est donné dans la figure 2.1.

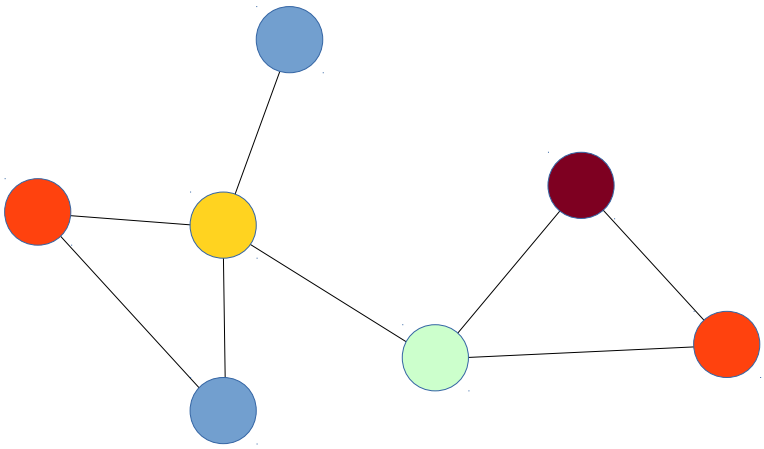


FIGURE 2.1 – Exemple de coloration de graphe.

Dans [STSC03], les auteurs utilisent une famille de code particulière, les codes OVSF (Orthogonal Variable Spreading Factor), qui permet de représenter les différentes séquences d'étalement sous la forme d'un arbre binaire. Cet arbre binaire est ensuite utilisé pour gérer localement l'attribution des codes. Une des particularités de cet algorithme est qu'il adapte la longueur des codes utilisés aux conditions

observées localement, pour utiliser des codes plus courts dans les zones de faible densité afin d'optimiser le débit utile.

Dans [TSC06], le protocole proposé utilise des messages de "mise à jour", qui contiennent les codes utilisés par un nœud et ses voisins, et des messages de "conflit" : lorsque, suite à la réception d'une mise à jour, un nœud détecte un conflit entre son propre code et ceux de ses voisins à 2 sauts, il sélectionne un nouveau code et en informe ses voisins. L'algorithme converge vers une attribution globale après plusieurs phases de "mise à jour / conflit".

Bien que ces méthodes puissent être qualifiées de dynamiques car le code utilisé par un nœud va évoluer dans le temps, leur but est d'arriver à une attribution des codes stable. De plus, elles n'ont été évaluées que dans des modèles où les nœuds étaient fixes. Par conséquent, leur utilisation paraît peu appropriée dans une topologie dynamique telle que celle d'un AANET.

Algorithme par contention : le RP-CDMA

Dans le RP-CDMA décrit dans [SKK06], le code d'étalement est choisi aléatoirement par l'émetteur pour chaque émission de trame. Afin d'informer le récepteur du code à utiliser pour décoder cette trame, cette dernière est préfixée par un en-tête étalé avec un code spécifique. Le protocole utilise ainsi un canal virtuel de signalisation défini par cette séquence d'étalement spécifique aux en-têtes, et des canaux de données définis par les autres séquences d'étalement. Ce protocole propose donc une manière élégante d'informer le récepteur de la séquence à utiliser pour décoder une trame sans recourir à une négociation coûteuse en temps à cause des délais de propagation. De plus, grâce à l'absence de négociation, un nœud qui n'est pas en train d'émettre peut recevoir plusieurs trames simultanément et tirer pleinement parti de la capacité MPR du CDMA.

Une description plus détaillée de ce protocole est donnée dans la section 2.2.

2.1.5 Choix d'une méthode

Nous récapitulons dans le tableau 2.1 les analyses de la sous-section précédente. À la lumière de ces dernières, nous choisissons de concentrer notre étude sur le RP-CDMA.

Type	Points forts	Pertinence dans les AANET
RTS/CTS	Garantie d'absence de collision sur les codes, pleinement dynamique	Faible à cause des délais et de la faible exploitation des MPR
Coloration de graphe	Garantie d'absence de collision	Faible car peu dynamique
RP-CDMA	Pas de négociation, pleine exploitation des MPR	Élevée

TABLEAU 2.1 – Résumé des caractéristiques des différentes méthodes

2.2 Description détaillée du RP-CDMA

Dans la section précédente, nous avons identifié le RP-CDMA comme méthode d'attribution des codes. Nous détaillons dans cette partie le fonctionnement de ce protocole.

2.2.1 Principe

Le RP-CDMA [KASFB06] est une méthode d'accès par contention basée sur le CDMA. Il utilise différents codes d'étalement pour séparer les transmissions simultanées en créant des canaux virtuels. En particulier, un code unique, noté C_h est utilisé pour créer un canal de signalisation, séparé des canaux de donnée définis par d'autres codes.

Pour résoudre le problème inhérent aux méthodes de type CDMA de l'attribution d'un code à chaque transmission, le RP-CDMA choisit au hasard un code

parmi l'ensemble des codes disponibles (d'où son nom, le Random Packet CDMA). Ce code est ensuite transmis, préalablement à l'envoi des données utiles, au destinataire via le canal de signalisation.

Comme le CDMA permet en principe de décoder plusieurs messages reçus simultanément (en particulier s'ils ont été étalés avec des codes différents), l'utilisation de ces canaux virtuels permet d'effectuer des réceptions et des émissions multiples. Le RP-CDMA tire parti de ce principe pour permettre plusieurs transmissions simultanées. Ce principe est décrit dans la figure 2.2 : les paquets à transmettre sont représentés en haut de la figure, et la répartition multi-canal est représentée en bas de la figure.

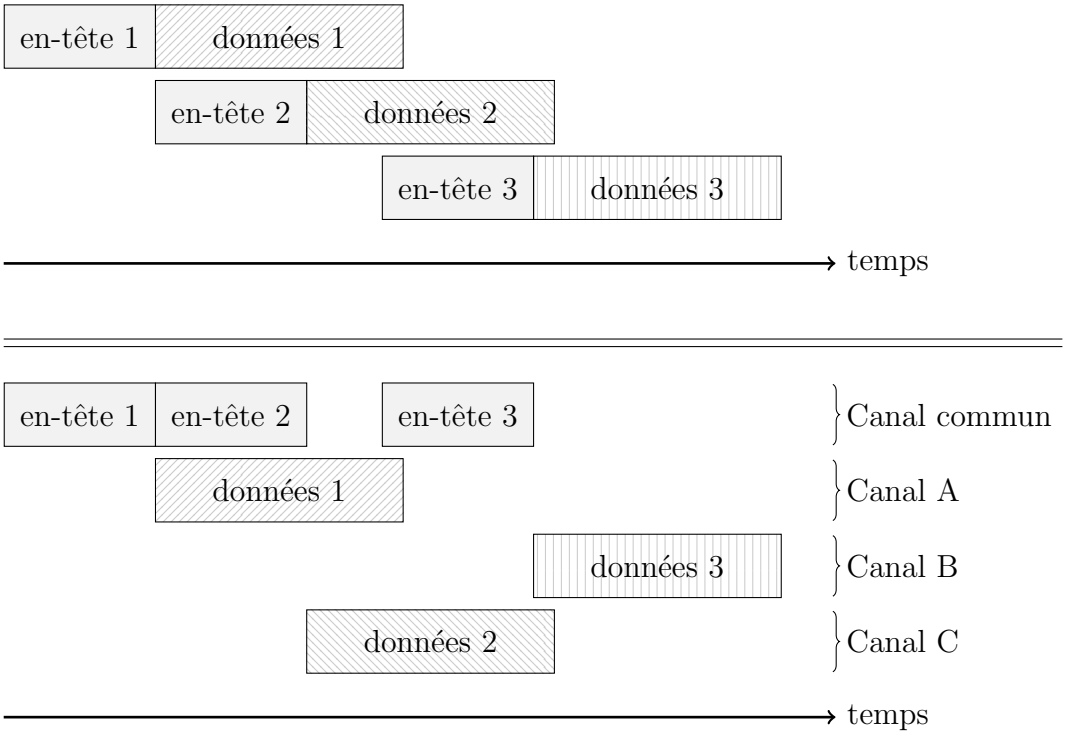


FIGURE 2.2 – Principe des transmissions concurrentes en RP-CDMA.

Afin de réduire les collisions, les auteurs de [MH12] ont doté le RP-CDMA d'un accès au canal de type *random backoff*. Cette méthode consiste, avant de

transmettre une trame, à sonder le canal tant qu'il est occupé. Dès que le canal se libère, un timer d'une durée aléatoire est démarré. Si le canal est toujours libre à l'issue de ce timer, alors la trame est émise. Si le canal redevient occupé avant la fin du timer, alors la procédure recommence.

Les auteurs de [MH12] proposent aussi un mécanisme d'acquittement et de retransmission destiné à compenser les pertes dues à l'accès par contention. Ce mécanisme repose sur l'utilisation du triplet {adresse émetteur, adresse récepteur, numéro de séquence} qui identifie de manière unique chaque trame de données. Deux événements peuvent déclencher la retransmission d'une trame : l'expiration d'un timer (déclenché lors de l'émission de cette trame) et la réception d'un acquittement indiquant un numéro de séquence plus élevé que celui qui est attendu. Afin de garantir l'ordre des trames, acquittements et retransmissions nécessaire au fonctionnement de ce mécanisme, [MH12] introduit un ordonnancement avec 4 files d'attente, contenant respectivement les acquittements à transmettre, les nouveaux paquets à transmettre, les paquets à re-transmettre et les paquets transmis en attente d'acquittement. Les trois premières files sont vidées en suivant l'ordre de priorité suivant : acquittement, retransmission et nouveaux paquets.

2.2.2 Structure de la trame

Afin de réaliser la séparation des canaux de signalisation et de données, les trames RP-CDMA sont construites suivant le modèle représenté dans la figure simplifiée 2.3 (certains champs ont été omis par souci de clarté). Ces trames contiennent un en-tête, étalé avec le code C_h commun à tous les en-têtes, et une charge utile, étalée avec un code spécifique. L'en-tête contient au minimum un préambule, commun à toutes les trames, qui sert à faciliter la détection du début d'un paquet, et un identifiant de code *codeID*. Cet identifiant définit le code spécifique utilisé pour étaler la charge utile de cette trame, par exemple l'index de la position du code

dans une table connue de tous les nœuds.

Une telle trame est auto-suffisante, elle contient toutes les informations nécessaires pour la décoder.

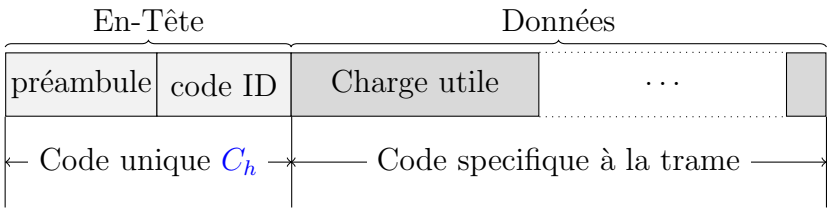


FIGURE 2.3 – Structure d'une trame RP-CDMA.

2.2.3 Détection multipaquet

Il existe plusieurs technologies pour décoder des données reçues simultanément dans un système CDMA. Le choix d'une technologie va déterminer les capacités du système de réception, en particulier le nombre de trames que l'on pourra décoder si elles sont reçues simultanément.

Différentes technologies ont été évaluées dans un environnement ad hoc dans [KASFB06] et [Kem06]. Les auteurs de ces travaux concluent que le PS (Partitionned Spreading) offre les meilleures performances en termes de couverture du réseau et de connexité, en particulier grâce à sa résistance au problème "near-far". Le lecteur intéressé trouvera des détails supplémentaires dans [Sch07] et [Kem06], et un exemple d'implémentation réelle dans [DSG13].

Dans la suite de notre étude, nous considérons que la technologie de détection multi-paquet utilisée est le PS.

2.3 Contributions

Une des limites du RP-CDMA réside dans la charge du canal de signalisation défini par le code C_h[Kem06]. En effet, chaque trame émise implique l'émission d'un en-tête sur ce canal. Nous proposons donc deux modifications du RP-CDMA décrit précédemment afin de réduire la charge sur ce canal (agrégation 2.3.1) et d'améliorer le débit utile sur ce canal en fonction de la charge (p-persistance 2.3.2).

2.3.1 Agrégation des paquets

Description

Dans [Kem06], l'auteur analyse le comportement du RP-CDMA et démontre que le taux de transmissions avec succès dépend du rapport $\frac{L_d}{L_h}$ (L_d et L_h désignent respectivement la longueur de la partie "données" et la longueur de l'en-tête d'une trame RP-CDMA). En particulier, pour des valeurs faibles de ce ratio, les interférences sont dominées par des collisions sur les en-têtes des paquets. Cela s'explique par le fait que, pour transmettre un même volume de données, une faible valeur de L_d conduit à une augmentation du nombre de trames émises, donc une augmentation du nombre d'en-têtes générés. Par conséquent, une diminution de L_d implique une augmentation de la charge du canal de signalisation.

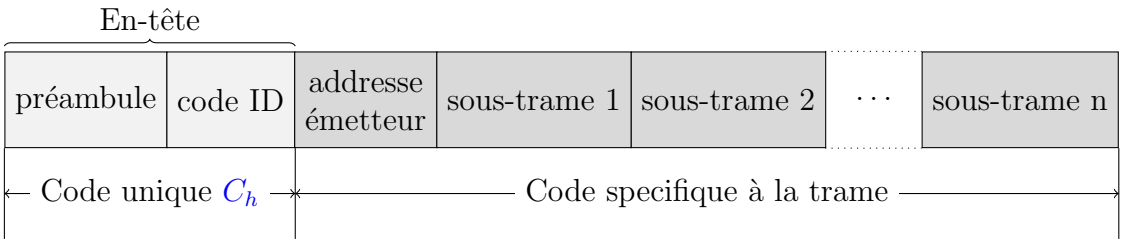
Pour résoudre ce problème, nous proposons de modifier le format de la trame 2.3 afin de permettre d'agréger plusieurs charges utiles (acquittements ou paquets du niveau supérieur). Comme la longueur de l'en-tête L_h est fixée, cela permettra d'augmenter le ratio $\frac{L_d}{L_h}$.

Dans notre proposition, la partie "données" d'une trame (qui contenait originellement un paquet de la couche supérieur) est remplacée par l'agrégation de plusieurs sous-trames. Chaque sous-trame contient 4 champs :

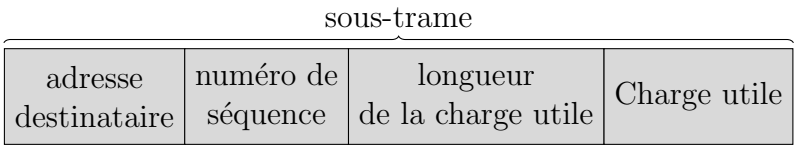
- L'adresse de la destination ;

- Le numéro de séquence de la sous-trame ;
- La longueur de la charge utile de cette sous-trame (0 dans le cas d'un acquittement) ;
- La charge utile.

Chacune de ces sous-trames est destinée à un nœud en particulier, d'où la présence d'une adresse de destination dans ces champs. Le numéro de séquence est utilisé dans le mécanisme d'acquittement décrit dans la sous-section 2.2.1. La figure 2.4a décrit la structure de la trame modifiée (certains champs ont été omis par souci de clarté), et la figure 2.4b décrit le format de la sous-trame.



(a) Structure d'une trame.



(b) Format d'une sous-trame.

FIGURE 2.4 – Format des trames RP-CDMA avec agrégation.

Les trames sont construites selon un algorithme très simple : lorsque des données sont disponibles dans les files d'attente, on démarre un timer de durée égale à D_{aggr} et on commence à "remplir" la trame, chaque paquet (ou acquittement) étant encapsulé dans une sous-trame. On continue de remplir la trame tant que l'ajout de la sous-trame suivante ne rend pas la partie de données plus grande

qu'un maximum, noté L_{daggr}. Lorsque la limite L_{daggr} est atteinte ou que le compte à rebours atteint zéro et qu'il n'y a plus de paquets dans les files d'attente, la trame peut être transmise et on peut effectuer la première tentative d'accès au canal en suivant une méthode CSMA. L'ordre de vidage des files d'attente est identique à celui spécifié dans [MH12]. Il est à noter qu'une trame peut, selon cette méthode, contenir des informations destinées à différents nœuds.

Paramètres

L'utilisation de l'agrégation nous conduit à introduire deux nouveaux paramètres dans le fonctionnement du RP-CDMA : D_{aggr} (délai d'aggrégation) et L_{daggr} (longueur maximale de la partie "donnée" de la trame).

Le premier paramètre, D_{aggr}, permet de faire un compromis entre la taille des trames (pour s'approcher de la valeur optimale) et un délai de transmission plus élevé.

Le second paramètre, L_{daggr}, est nécessaire car, à partir d'un certain point, augmenter le ratio $\frac{L_d}{L_h}$ ne change plus radicalement les performances globales du système [Kem06]. L'équation 2.1 illustre le compromis qui doit donc être fait sur la valeur de L_{daggr} : augmenter L_{daggr} accroît le volume de données perdues en cas de collision, mais diminue la probabilité de perte. Au-delà d'une certaine valeur de $\frac{L_d}{L_h}$, il est possible que l'accroissement de la longueur des trames ne soit plus compensé par une diminution suffisante de la probabilité de perte, ce qui aurait pour conséquence une augmentation du volume de données perdues lorsque L_{daggr} augmente. Ce compromis sera étudié plus loin dans ce manuscrit, lors de l'optimisation des paramètres.

$$\mathbb{E}(\text{Volume de données perdu}) = \text{longueur de la trame} \times \mathbb{E}(\text{perte de la trame}) \tag{2.1}$$

2.3.2 p-persistance

Description

Dans ses travaux, l'auteur de [MH12] propose que l'accès au canal soit effectué selon les principes du random backoff. Afin d'augmenter le débit utile du canal de signalisation, nous proposons d'employer une stratégie de type CSMA p-persistant. C'est par exemple le choix qui a été fait pour la VDL2.

Le diagramme 2.5 décrit l'algorithme du CSMA p-persistant que nous avons utilisé. Cet algorithme inclut une limite sur le nombre de tirages aléatoires afin de garantir que la trame sera émise au bout d'un nombre fini de tentatives (noté N_a dans ce manuscrit). Le canal est jugé libre si aucune trame n'est en cours de réception lors du test. La fonction rand() est un générateur de nombres pseudo-aléatoires produisant des nombres uniformément distribués entre 0 et 1.

Paramètres

Le comportement du CSMA p-persistant que nous avons mis en place est caractérisé par les trois paramètres suivants :

- p : la probabilité de transmettre ;
- D_a : le délai entre deux tentatives d'accès ;
- N_a : le nombre de tentatives successives avant de transmettre avec une probabilité de 1.

Le paramètre N_a est utilisé pour borner le temps d'émission de la trame. Il est choisi tel que la probabilité d'échouer N_a fois successives au test d'accès dans le CSMA p-persistant soit négligeable (inférieure à 0,1%). Cela nous donne $N_a = \lceil \frac{-3}{log(1-p)} \rceil$ (l'opérateur $\lceil . \rceil$ désigne la partie entière par excès).

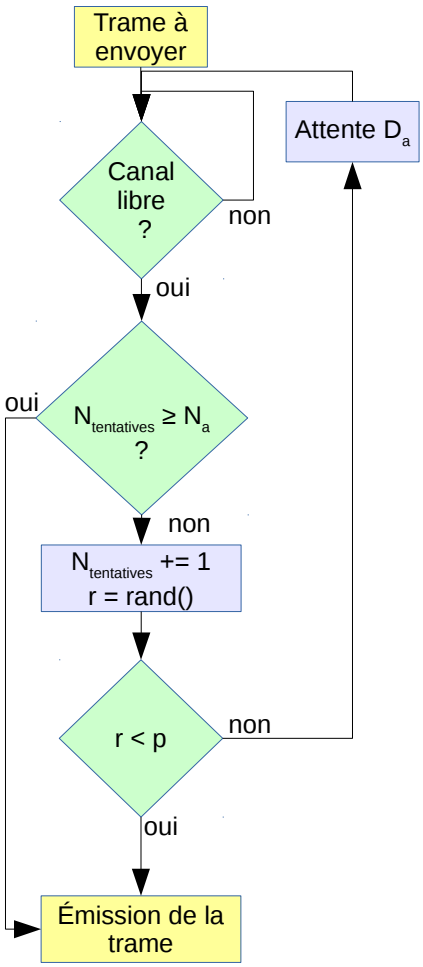


FIGURE 2.5 – Algorithme du CSMA p-persistant

Les valeurs des deux autres paramètres feront l'objet d'une optimisation décrite dans la suite de ce mémoire.

2.4 Modélisation et Adaptation du RP-CDMA au cas des AANET

Afin d'en évaluer les performances, nous avons réalisé un modèle du RP-CDMA pour le simulateur Omnet++ [OMN13]. Dans cette section, nous présentons tout d'abord les hypothèses que nous avons faites lors de l'écriture de ce modèle. Nous décrivons ensuite les différents paramètres du modèle, que nous avons regroupés en deux catégories :

- Les paramètres pour lesquels une valeur a pu être déterminée avant toute simulation.
- Les paramètres soumis à une optimisation, pour lesquels la valeur a été adaptée au cas spécifique des AANET grâce à des campagnes de simulation.

2.4.1 Hypothèses de modélisation

Afin de réduire la complexité du modèle, nous avons utilisé les hypothèses simplificatrices suivantes :

- La portée radio est une limite stricte : deux nœuds n'auront aucune influence l'un sur l'autre (ni transmission ni interférence) si la distance entre eux est supérieure à cette portée.
- Le fonctionnement de la technologie de détection multipaquet est idéalisé : pour un facteur d'étalement de N, le PS est capable de décoder N trames concurrentes étalées avec des codes différents. Si $N + 1$ trames sont reçues simultanément, alors elles sont toutes perdues [Kem06].
- Si deux blocs de données étalés avec le même code sont reçus simultanément alors ils sont considérés tous les deux comme perdus. En particulier, si deux

en-têtes se chevauchent à la réception alors ils sont tous les deux considérés comme perdus.

- Si un en-tête est perdu, alors les données qui y sont associées sont perdues elles aussi.

2.4.2 Paramètres déterminés a priori

Paramètres CDMA

Dans [Bes13], l'auteur a effectué un bilan de puissance pour un système de communication inter-avion basé sur du CDMA. Ce bilan de puissance fait l'hypothèse d'une puissance d'émission de 50 W, d'une fréquence de 2 GHz et d'une largeur de bande de 20 MHz. Afin de limiter les coûts, des antennes omnidirectionnelles ont été utilisées.

Nous réutilisons les résultats de cette étude pour définir certaines caractéristiques de notre système RP-CDMA. La portée choisie est de 350 km, car cette valeur permet d'obtenir une connexité moyenne de 90% en zone océanique. Les valeurs utilisées sont reproduites dans la table 2.2.

Débit binaire brut	800 Kb/s
Facteur d'étalement	25
Portée radio	350 km

Tableau 2.2 – Paramètres CDMA

En-tête et informations de contrôle

Dans [Mor12], l'auteur propose d'ajouter à l'en-tête minimal (2.3) des informations supplémentaires, utiles pour décoder la charge utile. Ces données pourraient être ajoutées dans la partie étalée avec le code spécifique, mais cela nécessiterait

de commencer à décoder cette partie de la trame avant d'avoir toutes les informations nécessaires pour mener cette opération à bien. Dans leur implémentation, les auteurs ont ajouté les champs suivants à l'en-tête : longueur du paquet, code détecteur d'erreur (CRC) et le taux de codage de la partie transmise sur le canal identifié par le codeID. Ces champs ne sont pas utilisés dans nos travaux, mais leur taille est prise en considération dans le calcul de la longueur des en-têtes.

Nous apportons cependant quelques modifications aux valeurs proposées par l'auteur pour réduire la taille des en-têtes tout en conservant des valeurs raisonnables. En particulier, la longueur de la trame est codée sur 16 bits (comme dans les trames définies dans le standard IEEE 802.11[IEE16]) au lieu de 32 bits, ce qui permet tout de même de coder des longueurs de paquets jusqu'à 65535 octets. De même, l'identifiant de code est codé sur 16 bits. De plus, le CRC n'est pas nécessaire pour décoder les en-têtes mais pour vérifier que le décodage s'est effectué sans erreur. Ainsi, il est préférable de ne pas placer ce champ dans l'en-tête afin de diminuer la charge du canal commun.

Concernant la longueur des adresses utilisées, l'ICAO attribue une adresse unique sur 24 bits à chaque avion lors son immatriculation. Cette adresse est par exemple utilisée dans les transpondeurs "mode S" pour distinguer les avions. Nous faisons donc l'hypothèse que ces adresses de 24 bits sont utilisées pour désigner l'émetteur et le destinataire de chaque trame.

Pour permettre le fonctionnement de notre mécanisme d'agrégation, les champs suivants sont répétés pour chaque sous-trame : adresse du destinataire, numéro de séquence de la sous trame et longueur de la sous-trame. Les numéros de séquence sont codés sur 12 bits à l'instar des trames 802.11, et la taille des sous-trames est codée sur 12 bits (ce qui permet une taille maximale de 4096 octets).

Les tailles des différents champs sont résumées dans la table 2.3

Préambule	40 b
Identifiant de code	16 b
Longueur de la trame	16 b
Taux de codage	8 b
Sous-total en-tête (canal C_h)	80 b
CRC	32 b
Adresse émetteur	24 b
Sous-total informations de contrôle fixes (canal spécifique)	56 b
Adresse destinataire	24 b
Numéro de séquence	12 b
Longueur de la charge utile	12 b
Sous-total pour chaque sous-trame (canal spécifique)	48 b
Total pour n sous-trames	$136 + n \times 48$ b

TABLEAU 2.3 – Taille en bits des différents champs d'information de contrôle

2.4.3 Optimisation des paramètres

La valeur de plusieurs paramètres n'a pas pu être déterminée a priori. Nous avons donc choisi d'ajuster la valeur de ces paramètres par simulation.

Paramètres à ajuster

Dans le cas du RP-CDMA modifié (avec agrégation et p-persistance), la valeur des paramètres suivants doit être ajustée :

- Paramètres du CSMA p-persistant :
  - p : probabilité de transmettre si le canal est libre dans le CSMA p-persistant.
  - D_a : délai entre deux tentatives d'accès dans le CSMA p-persistant.
- Paramètres de l'agrégation :

  - L_{daggr} : Longueur maximale de la partie données étalée avec le code spécifique d'une trame RP-CDMA (dans le cas de l'agrégation).
  - D_{aggr} : délai d'agrégation ;

- Autres paramètres :
  - D_{ack} : délai avant expiration du compte à rebours de retransmission.
  - $N_{TX,max}$: nombre maximal de transmissions simultanées pour un nœud.

Dans la version du RP-CDMA proposée dans [MH12], les paramètres liés à l'agrégation et à la p-persistance ne sont pas présents. En revanche, le paramètre B_{max} doit faire l'objet d'un ajustement similaire aux paramètres précédents. Il correspond à la durée maximale du backoff aléatoire exprimée en multiple de la durée d'émission d'un en-tête.

Méthode

La méthode que nous avons utilisée consiste à effectuer une succession de recherches d'optimums locaux par simulation jusqu'à converger vers un ensemble de valeurs optimales. Deux métriques sont utilisées pour caractériser les performances du RP-CDMA : le délai (qu'il faut minimiser) et le taux de transmission avec succès (qu'il faut maximiser).

Pour chaque paramètre, nous avons réalisé un ensemble de simulations en faisant varier sa valeur. Les autres paramètres sont fixes, leurs valeurs respectives étant égales aux derniers optimums trouvés pour ceux-ci (où à une valeur arbitraire pour le premier passage). Cette opération est effectuée successivement pour chaque paramètre. Une exception a cependant été faite : p et D_a ont été optimisés simultanément à cause de leur inter-dépendance.

Une fois que tous les paramètres ont été traités de cette façon, toute la procédure est répétée afin de prendre en compte les éventuelles inter-dépendances entre

les paramètres. Cette procédure est ré-itérée tant que les optimums trouvés pour tous les paramètres ne sont pas identiques à ceux obtenus lors de la précédente itération.

À l'issue de toutes ces étapes, nous avons un ensemble localement optimal de valeurs pour tous les paramètres décrits dans la sous-section 2.4.3.

Conditions expérimentales

Les simulation décrites dans la sous-section 2.4.3 doivent être représentatives des conditions les plus exigeantes observées dans un AANET. Nous décrivons ici les conditions dans lesquelles ces simulations ont été effectuées.

Étant donné que le trafic des applications du contrôle aérien que nous avons identifiées comprend des échanges bidirectionnels entre les avions et les stations sol (cf sous-section 1.1.4), nous nous attendons à ce que les zones où les transmissions sont les plus denses soient à proximité des stations sol. À cause de cela, nous avons simulé une topologie en étoile : une station sol est placée au centre d'un disque, et des avions sont répartis aléatoirement sur ce disque de manière à être directement à portée de la station sol (un exemple de topologie est donné dans la figure 2.6).

Chaque avion génère des paquets UDP (User Datagram Protocol) à destination de la station sol. La station sol envoie vers chaque avion un traffic ascendant équivalent au traffic descendant que chaque avion émet.

Chaque simulation comporte 53 avions statiques, ce qui correspond au nombre maximum de voisins observé pour 99% des avions dans un AANET sur la base de traces réelles rejouées.

Afin de mettre en évidence les problèmes du RP-CDMA avec des paquets de petite taille, les paquets UDP générés ont une taille comprise entre 100 et 120 octets. L'intervalle d'émission entre deux paquets suit une loi de Poisson. L'intervalle moyen entre la génération de deux datagrammes UDP (noté λ) permet de fixer

la charge générée dans tout le système. Lors de la campagne d'optimisation, cette charge a été fixée de manière à ce que la somme des débits générés par les couches supérieures soit égal à la capacité du canal (800 Kbit/s). La durée des simulations a été fixée à 500 secondes.

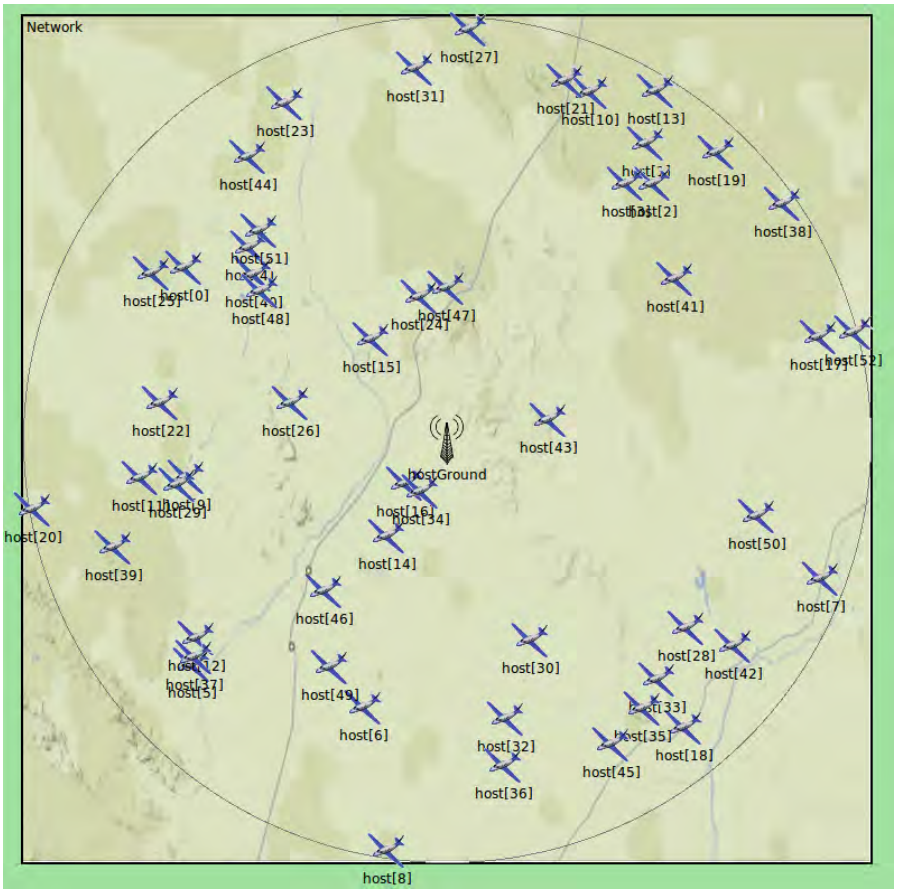


FIGURE 2.6 – Exemple de topologie utilisée dans l'optimisation et l'évaluation des performances du RP-CDMA.

Résultat de l'optimisation

Les valeurs présentées dans le tableau 2.4 ont été obtenues en appliquant la méthode décrite ci-dessus.

Paramètre	Valeur finale
p	0.089
D_a	0.65 ms
D_{ack}	90 ms
L_{daggr}	9000 b
D_{aggr}	0 s
$N_{TX,max}$	1

TABLEAU 2.4 – Paramètres du RP-CDMA après optimisation.

2.5 Évaluation des performances

Dans cette section, nous comparons les performances du RP-CDMA modifié avec celles du RP-CDMA original (présenté dans [MH12]) dans deux cas : tout d'abord avec une topologie en étoile (utilisée pour l'optimisation des paramètres) puis dans une topologie AANET (issue du re-jeu de trajectoires d'avions réelles).

Les simulations de la topologie en étoile étant beaucoup plus rapides que celles de la topologie AANET, nous avons pu en réaliser un grand nombre afin d'explorer le comportement du RP-CDMA sous différentes conditions de charges.

Les simulations de la topologie AANET sont quant à elles plus complexes car elles impliquent un grand nombre de nœuds. Elles nous permettent d'étudier le comportement du RP-CDMA avec un traffic de données proche de la réalité, qui tienne en particulier compte de la convergence des flux de données vers les stations au sol.

2.5.1 Résultats avec le modèle simplifié

Scénario de simulation

Cette évaluation des performances a été réalisée dans les mêmes conditions que l'optimisation des paramètres (décrites dans la sous-section 2.4.3). Afin d'évaluer le comportement du RP-CDMA dans différentes conditions, nous avons utilisé dif-

Paramètre	no agg. non-p.	agg. non-p.	no agg. pp.	agg. pp.
p			0.089	0.089
D_a			0.65 ms	0.65 ms
D_{ack}	50 ms	50 ms	90 ms	90 ms
L_{daggr}		6000 b		9000 b
D_{aggr}		0 s		0 s
B_{max}	100	100		
$N_{TX,max}$	1	1	1	1

TABLEAU 2.5 – Paramètres des différentes versions du RP-CDMA après optimisation.

férentes valeurs pour le paramètre λ afin de faire varier la charge globale générée. Dans les graphiques ci-après, cette charge générée par les couches supérieures (sommée sur tous les nœuds) est normalisée par la capacité du canal (800 Kbit/s) et notée G_u.

Afin de mesurer individuellement l'impact des modifications que nous y avons apportées, nous comparons 4 versions du RP-CDMA :

- La version originale telle que décrite dans [MH12] (appelée no agg. non-p.).
- Une version modifiée avec uniquement de l'agrégation (appelée agg. non-p.).
- Une version modifiée avec uniquement de la p-persistance (appelée no agg. pp.).
- La version finale, avec à la fois de l'agrégation et de la p-persistance (appelée agg. pp.).

Chacune de ces versions a fait l'objet d'une optimisation des paramètres telle que nous l'avons décrite dans la sous-section 2.4.3, les valeurs utilisées sont reportées dans le tableau 2.5.

Résultats

Remarque : dans tous les graphiques de ce mémoire, nous représentons les intervalles de confiance à 95% par barres d'erreur. Afin de faciliter la lecture des courbes,

nous avons tracé des aires de couleur qui relient les intervalles de confiance entre deux points de mesure.

Comportement général Nous pouvons tout d'abord observer des métriques générales, qui caractérisent le fonctionnement du RP-CDMA vu par les couches supérieures.

La première de ces métriques est le taux de paquets acquittés (figure 2.7). Elle mesure le ratio de messages pour lesquels un acquittement a été reçu. Cette métrique prend en compte le comportement global du protocole, y compris les retransmissions. Nous nous intéressons en particulier à la charge maximale utile pour laquelle le modèle permet d'atteindre 100% de messages acquittés, notée $G_{u,max}$. On constate que, prises individuellement, la p-persistance et l'agrégation multiplient respectivement par 1,6 et 2,3 le débit qui peut être transféré sans pertes par rapport au RP-CDMA original. L'utilisation conjointe de ces deux améliorations permet de multiplier ce débit par 3,3 pour un $G_{u,max}$ égal à 0,5.

La seconde métrique générale est le délai moyen mis pour transmettre un paquet. On constate sur la figure 2.8 que le délai croît significativement dès que la charge générée dépasse la charge maximale transférée sans pertes. Dans le cas agg. pp., ce délai reste inférieur à 100 ms tant que $G_u \leq G_{u,max}$.

Nous avons représenté dans les figures 2.9 les taux de transmission avec succès. Un datagramme UDP est considéré transmis avec succès s'il atteint le module UDP auquel il est destiné, même si sa transmission au niveau 2 n'a pas été acquittée. Nous pouvons constater que le taux de transmission descendant (figure 2.9b) est quasiment de 100% et ne varie pas avec la charge, alors que le taux de transmission ascendant (figure 2.9a) s'effondre dès qu'une certaine valeur de G_u est dépassée. Cela explique que le taux de paquets acquittés chute très fortement dès que $G_{u,max}$ est dépassée : quasiment aucun acquittement ne peut être envoyé dans le sens

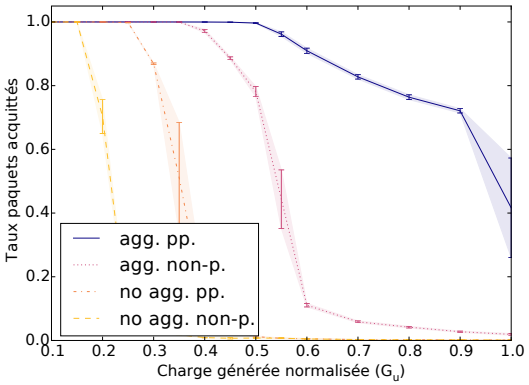


FIGURE 2.7 – Taux de paquets acquittés.

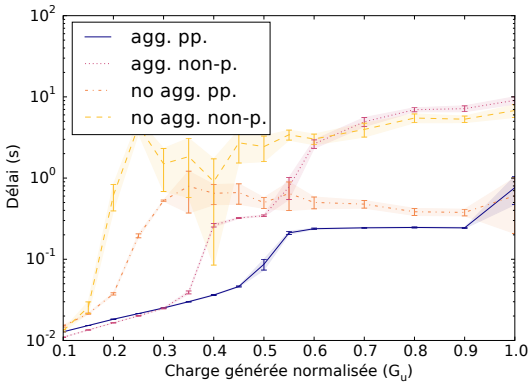
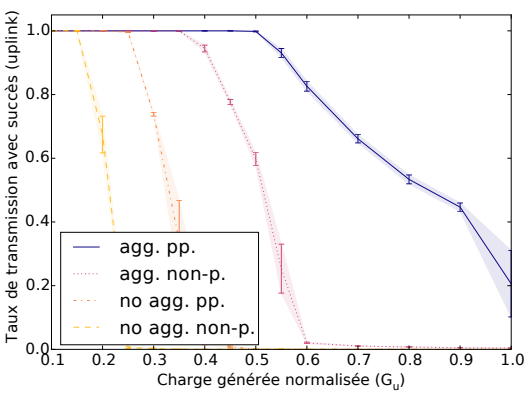
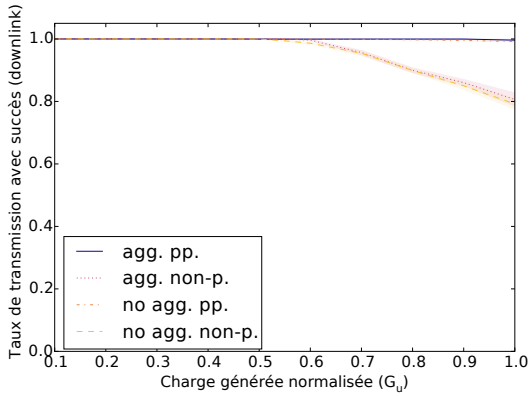


FIGURE 2.8 – Délai moyen.

ascendant. On peut expliquer cette asymétrie par le fait que la station sol est située à portée de tous les autres nœuds, alors que ces derniers, n'étant pas au centre du disque, voient un canal moins chargé et peuvent par conséquent émettre plus facilement (le CSMA empêche l'émission lorsque le canal est occupé).



(a) ascendant



(b) descendant

FIGURE 2.9 – Taux de transmission avec succès en fonction de la charge.

Analyse du comportement En observant d'autres mesures, nous pouvons observer en détail les effets de l'agrégation et de la p-persistance.

La figure 2.10 représente le nombre total de trames émises au cours de la si-

mulation. On y observe clairement que l'agrégation joue son rôle, le nombre de trames émises par les versions du RP-CDMA qui exploitent l'agrégation étant en effet plus faible que pour celles qui ne l'utilisent pas, en particulier pour des valeurs élevée de G_u. La figure 2.11 représente le nombre de tentatives nécessaires pour transmettre un paquet. Son étude nous conforte dans l'analyse de l'effet de l'agrégation : on constate une forte augmentation du nombre de trames émises lorsque le nombre de retransmissions augmente pour les versions du RP-CDMA sans agrégation ($G_u = 0,2$ et $G_u = 0,35$), alors que cet effet est quasiment imperceptible pour les versions avec agrégation ($G_u = 0,55$). Enfin, au delà d'une certaine charge (et d'un certain nombre de retransmissions), on peut constater que le nombre de trames émises diminue pour les versions agrégées (respectivement $G_u = 0,55$ et $G_u = 0,9$). Cela correspond aux charges à partir desquelles le délai augmente significativement (de l'ordre de grandeur de la seconde, cf figure 2.8). Ce phénomène peut s'expliquer par le fait que les files d'attente sont plus remplies (ce qui se traduit par un délai plus élevé) et permettent ainsi d'agréger plus de paquets par trames.

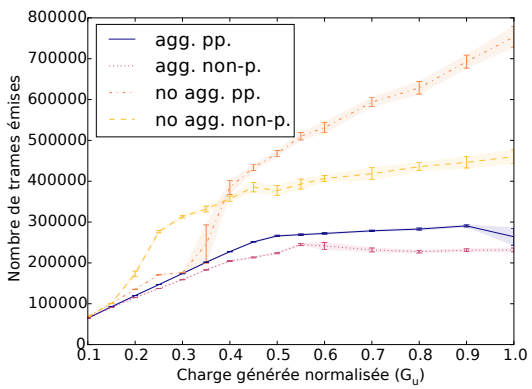


FIGURE 2.10 – Nombre de trames émises en fonction de la charge.

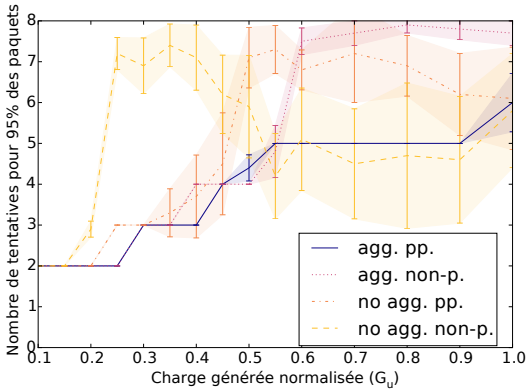


FIGURE 2.11 – Nombre de tentatives en fonction de la charge.

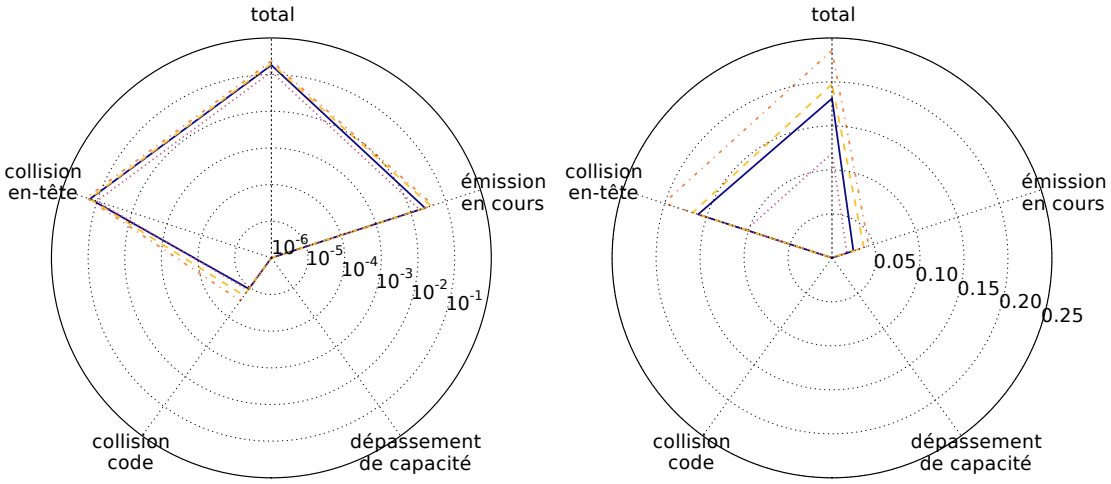
Les figures 2.12a et 2.12b représentent la répartition des types de pertes pour

$G_u = 0.5$ (selon une échelle respectivement logarithmique et linéaire), normalisée par le nombre de trames reçues au total. Les étiquettes correspondent aux cas suivants :

- **total** : trames perdues, peu importe la cause.
- **collision en-tête** : trames perdues à cause d'une collision sur les en-têtes à la réception.
- **collision code** : trames perdues car leur parties de données ont été reçues simultanément et utilisaient le même code.
- **dépassement de capacité** : trames perdues car la capacité de réception multiple a été dépassée.
- **émission en cours** : trames perdues car le récepteur était en train d'émettre au moment de leur réception.

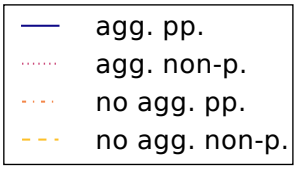
Nous pouvons tout d'abord noter que, conformément à l'analyse de [Kem06], la figure 2.12a montre que les collisions sur les en-têtes constituent la majorité des pertes. Les dépassements de capacité ne sont la cause d'aucune perte dans notre scénario, et les collisions sur les codes sont négligeables.

En observant la figure 2.12b, on constate que les scénarios no agg. pp. et agg. pp. présentent des taux de pertes respectivement plus élevés que no agg. non-p. et agg. non-p. pour les catégories "total", "collision en-tête" et "émission en cours". Ce résultat est surprenant car nous avons vu dans la figure 2.9 que l'utilisation de la p-persistance augmente le taux de transmission avec succès. Ce paradoxe est expliqué par la figure 2.10 où on observe que les variantes avec p-persistance émettent plus de trames que leurs homologues qui utilisent le random backoff. Cette agressivité rend l'utilisation de la p-persistance avantageuse malgré son taux de pertes plus élevé.



(a) échelle logarithmique.

(b) échelle linéaire.



(c) légende des figures 2.12a et 2.12b.

FIGURE 2.12 – Répartition des pertes de trames pour $G_u = 0.5$.

2.5.2 Résultat avec une topologie réelle

Scénario de simulation

Dans cette expérience, nous avons évalué le comportement des différentes variantes du RP-CDMA dans une topologie Ad hoc. Pour cela, nous avons simulé un AA-NET transatlantique complet dans lequel les avions émettent un trafic sonde à destination des stations sol. Ces dernières répondent au trafic descendant en envoyant un trafic équivalent. Chaque paquet sonde est acquitté au niveau applicatif. Le trafic sonde est constitué de datagrammes UDP envoyés toutes les secondes, ce qui est équivalent à une application de transmission de paramètres de vol proposée par le BEA (cf 1.1.4).

Les positions des avions sont issues de traces réelles en zone océanique (cf 1.2.3). Nous avons rejoué des créneaux horaires qui correspondent à 1 heure de charge moyenne dans la journée. Les journées sélectionnées correspondent à la journée pour laquelle le nombre de vol est égal à la médiane des nombres de vol pour les années 2013, 2014 et 2015. Il faut noter que, contrairement au scénario précédent, les avions sont considérés comme mobiles.

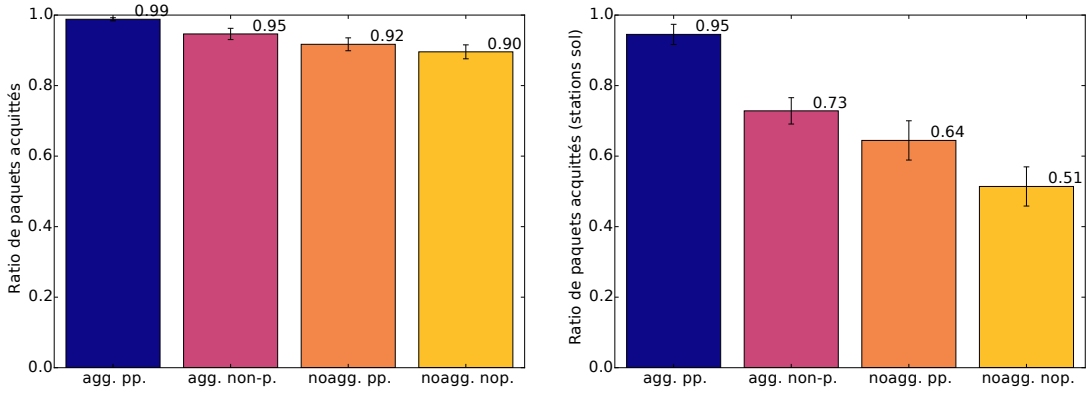
Les versions du RP-CDMA simulées correspondent aux version utilisées dans la sous-section précédente (cf 2.5.1).

L'algorithme de routage utilisé est AODV (Ad-hoc On-demand Distance Vector)[PBRD03]. Cet algorithme a été choisi car il a été souvent étudié dans les MANET, il a fait l'objet d'une standardisation, et ses performances dans les AANET sont acceptables [VPR16b]. Il est à noter que, dans ce chapitre, nous nous intéressons principalement aux performances du RP-CDMA. Les performances des algorithmes de routage seront étudiées en détail dans le chapitre 3.

Résultats

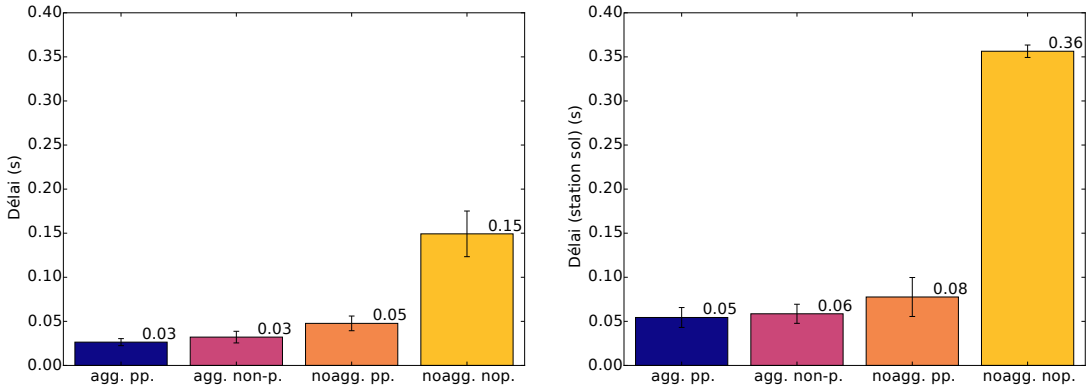
Les figures 2.13 représentent le ratio de paquets acquittés, pour tous les nœuds (figure 2.13a) et uniquement pour les stations sol (figure 2.13b). On peut tout d'abord constater que, dans le cas no agg. non-p., les performances des stations sol sont significativement plus mauvaises que celles de l'ensemble des nœuds. C'est ce qui a motivé notre choix d'optimiser le RP-CDMA à proximité des stations sol. On voit de plus que les gains apportés par l'ajout de p-persistance et de l'agrégation sont plus visibles pour les stations sol. Cela est expliqué par le fait que, pour les nœuds qui sont éloignés des stations sol, le trafic de données est moins dense car plus éloigné des "puits" de données. Pour ces nœuds, le RP-CDMA opère sous une charge plus faible, où il présente un meilleur taux de messages acquittés (cf figure 2.7).

Les mêmes remarques peuvent être faites pour les figures 2.14 à propos du délai. Les performances sont dégradées à proximité des stations sol, et les modifications que nous avons apportées au RP-CDMA réduisent grandement le délai moyen.



(a) tous les nœuds. (b) stations sol uniquement.

FIGURE 2.13 – Taux de messages acquittés.



(a) tous les nœuds. (b) stations sol uniquement.

FIGURE 2.14 – Délai moyen.

Nous avons représenté la joignabilité sur la figure 2.15. La joignabilité est définie, pour un avion, par la capacité à envoyer un message à une station sol (éventuellement via une communication multi-saut) et de recevoir un acquittement pour ce message. La joignabilité normalisée représentée sur la figure 2.15 correspond à

la proportion des avions joignables, normalisée par la connexité (cf. def. 1). Cette mesure est donnée ici à titre indicatif, pour illustrer l'impact du comportement du RP-CDMA sur les performances de bout en bout du réseau.

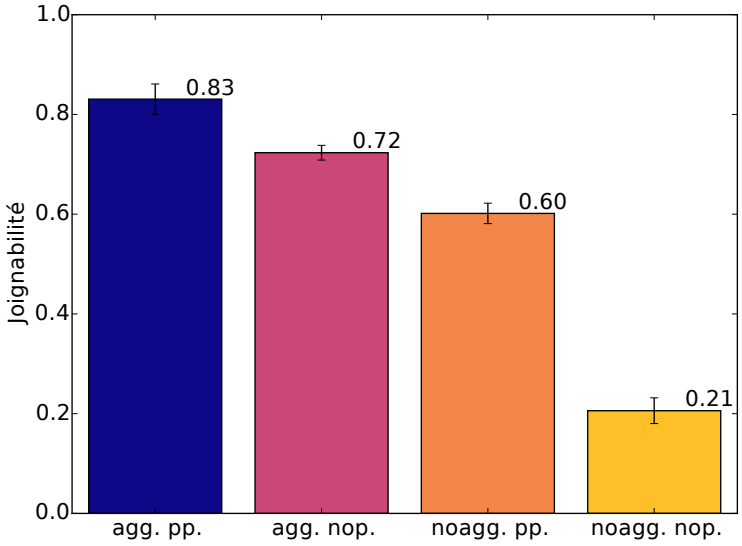


FIGURE 2.15 – Joignabilité normalisée.

Résumé du chapitre

Dans ce chapitre, nous avons tout d'abord présenté la problématique de l'attribution des codes dans un réseau basé sur le CDMA. Nous avons ensuite défini un ensemble de caractéristiques décrivant différents aspects de l'attribution des codes, et utilisé certaines de ces propriétés pour restreindre le nombre de candidats dans la recherche d'une méthode adaptée aux AANET. Nous avons ensuite analysé plusieurs méthodes présentes dans la littérature qui présentaient des caractéristiques appropriées pour ces réseaux et nous avons sélectionné le RP-CDMA comme méthode d'attribution des codes.

Nous avons ensuite décrit en détail ce protocole tel qu'il est présenté dans la littérature. Sur la base des études précédentes, nous avons identifié un facteur limitant dans les performances du RP-CDMA : les collisions sur les en-têtes. Ce facteur étant pénalisant pour les AANET, nous avons proposé deux modifications au protocole d'origine afin d'en améliorer les performances : l'utilisation d'agrégation d'une part, et la modification de la méthode d'accès par du CSMA p-persistant d'autre part.

Les différents paramètres du protocole modifié ont été ensuite optimisés par simulation, dans des conditions reproduisant une situation similaire à celle observée à proximité des stations sol dans un AANET transatlantique.

L'impact des modifications que nous proposons a ensuite été évalué. Dans un premier temps, nous avons mesuré les performances de différentes versions du RP-CDMA (avec et sans nos améliorations) dans les conditions de l'optimisation (topologie cellulaire et avions statiques). Dans ce cas, l'agrégation et la p-persistance améliorent grandement les performances du système global, en particulier la charge générée maximale pour laquelle tous les messages sont transmis avec succès est multipliée par 3,3. Une analyse détaillée des effets de nos modifications a aussi été effectuée.

Dans un second temps, une évaluation similaire a été effectuée sur des topologies dynamiques, issues du rejeu de trajectoires d'avion réelles. Des améliorations de performances ont aussi pu être observées. En particulier, le ratio de paquets acquittés passe de 51% à 95% au niveau des stations sol, là où le traffic de données est concentré. Cette seconde évaluation a aussi permis d'illustrer l'effet bénéfique de nos améliorations sur une métrique de plus haut niveau, la joignabilité, qui passe de 21% à 83%.

L'étude des protocoles de routage est cependant indispensable pour comprendre et améliorer les performances du réseau à un plus haut niveau. Dans le chapitre suivant, nous allons spécifiquement étudier cette question.

Chapitre 3

Routage dans les AANET

Sommaire

3.1 Le routage dans les AANET 75

3.1.1 Problématique 75

3.1.2 Contraintes spécifiques aux AANET 76

3.1.3 Caractérisation des algorithmes de routage 78

3.2 Le routage par trajectoire 85

3.2.1 Principe du TBR 85

3.2.2 Intérêts du TBR 86

3.2.3 Problématiques secondaires du TBR 88

3.2.4 Le TBR dans la littérature 90

3.3 Proposition d'une méthode de calcul des geopath . . . 91

3.3.1 Calcul de la densité d'avions 91

3.3.2 Calcul des geopaths 96

3.4 Le protocole NoDe-TBR 101

3.4.1 Le calcul des geopath dans NoDe-TBR 101

3.4.2 Format des paquets 103
3.4.3 Le suivi des trajectoires 104
3.4.4 Hypothèses et modélisation 106
3.5 Évaluation des méthodes de forwarding 108
3.5.1 Scenario 108
3.5.2 Métriques 108
3.5.3 Résultats 109
3.5.4 Discussion 110
3.6 Évaluation des performances de NoDe-TBR 110
3.6.1 Choix des algorithmes de référence 111
3.6.2 Métriques 111
3.6.3 Résultats 112
3.6.4 Discussion 112
Résumé du chapitre 115

Introduction

Nous avons étudié dans le chapitre précédent les moyens nécessaires pour transmettre des données d'avion à avion. Dans celui-ci, nous nous intéressons à l'acheminement des données de bout en bout dans un AANET via un chemin multi-saut. Dans le modèle OSI, cela correspond au rôle de la couche réseau (niveau 3).

Nous commençons par exposer la problématique du routage, et les contraintes spécifiques aux AANET dont nous devons tenir compte.

Nous décrivons ensuite le concept de TBR (Trajectory Based Routing), ses particularités et son intérêt pour les AANET. Nous proposons une méthode de calcul des routes géographiques et un algorithme de routage spécifiquement conçu pour les AANET. Les performances offertes par notre proposition sont évaluées à la fin de ce chapitre comparativement à des méthodes de routage pour les réseaux ad hoc dynamiques standardisées.

3.1 Le routage dans les AANET

3.1.1 Problématique

La couche 3 du modèle OSI a notamment pour rôle d'acheminer des paquets de bout en bout dans un réseau. Cela comprend deux fonctionnalités :

- Trouver les chemins (i.e. des suites de relais) entre chaque émetteur de paquets et leurs destinations. Cette opération est appelée *routage*.
- Acheminer les paquets le long de ce chemin. Nous appellerons cette opération *forwarding* dans le reste de ce mémoire.

De nombreuses propositions existent pour résoudre le problème du routage, y compris dans les réseaux ad hoc. Cependant, chaque spécificité (topologie, nombre

de nœuds, mouvements...) du réseau considéré va pouvoir permettre certaines optimisations et rendre d'autres inapplicables. Ainsi, il n'existe pas d'algorithme de routage universel, chacun va être plus ou moins adapté selon le cas considéré.

3.1.2 Contraintes spécifiques aux AANET

Les réseaux ad hoc aéronautiques présentent un certains nombre de caractéristiques qui ont une influence sur le choix ou la conception de l'algorithme de routage. Parmi ces caractéristiques, celles que nous présentons dans cette section justifient le fait de considérer les AANET dans une catégorie à part. Elles vont avoir des conséquences sur la conception et le fonctionnement des algorithmes.

Mobilité Dans un réseau aéronautique, les nœuds du réseau sont majoritairement des avions de ligne en vol de croisière. Cela signifie qu'ils évoluent à des vitesses de l'ordre de 900 km/h. Les trajectoires des avions obéissent aussi à certaines règles imposées par les organismes de contrôle aérien et suivent généralement des routes organisées (cf sous-section 1.2.2). Cette mobilité a un impact sur la stabilité des liens dans le réseau, et par conséquent sur la pérennité des routes qui utilisent ces liens. L'algorithme de routage choisi devra être robuste à ce phénomène.

Nombre de nœuds Un réseau ad hoc aéronautique, qu'il soit utilisé en zone continentale ou en zone océanique, présente un nombre très élevé de nœuds (jusqu'à 600 avions simultanément au dessus de l'océan atlantique, cf 1.6). Cela implique que notre algorithme de routage devra pouvoir passer à l'échelle.

Choix de la station sol Les applications proposées par les organismes de gestion du trafic aérien nécessitent généralement des échanges entres les avions et les services de contrôle au sol. Cela crée la problématique de l'accès à l'infrastructure

au sol. Pour répondre à cette problématique, l'utilisation de plusieurs stations sol présente un certain nombre d'avantages :

Tout d'abord, cela permet d'augmenter la probabilité d'établir une route vers le sol, en particulier en zone océanique. En effet, dans le cas des vols transatlantiques, le manque de terres émergées au milieu de l'océan atlantique restreint les possibilités de placer les stations sol. Ces dernières se retrouvent alors cantonnées au pourtour océanique. Il faudra donc plusieurs stations à cause du risque de partition du réseau. Un exemple de partition d'un réseau simulé à partir de positions réelles d'avions est donné dans la figure 3.1.



FIGURE 3.1 – Exemple de partition d'un AANET

Ensuite, un second problème qui peut apparaître est que ces stations sont des goulets d'étranglement pour rejoindre le réseau au sol. Comme la majorité du trafic a lieu entre le sol et le bord, cela pourra être un facteur limitant dans l'utilisation d'un tel système pour l'aviation civile. L'utilisation de plusieurs stations sol permet de répartir la charge et de contourner cette limitation.

L'existence de plusieurs stations sol a pour conséquence que l'algorithme de routage doit permettre de choisir parmi ces dernières une passerelle vers l'infra-

structure au sol. Dans la suite de ce mémoire, nous ferons l'hypothèse que toutes les stations sol sont reliées à la même infrastructure terrestre et sont équivalentes du point de vue de l'accès à cette dernière.

3.1.3 Caractérisation des algorithmes de routage

Les algorithmes présentent une grande diversité parce que les cas d'applications sont nombreux. Nous proposons une classification des algorithmes de routage selon diverses propriétés, indépendantes les unes des autres.

Chaque propriété peut présenter tout un spectre de valeurs, et un algorithme peut éventuellement exhiber plusieurs valeurs distinctes dans différentes phases de son fonctionnement. Les algorithmes présentant des caractéristiques hybrides sont courants. Nous ne présentons que les valeurs qui nous paraissent les plus pertinentes pour les AANET afin de préserver la lisibilité de notre étude.

Établissement des routes

Avant de pouvoir transmettre un paquet jusqu'à sa destination, le réseau doit disposer des informations nécessaires pour définir une route et calculer cette dernière. On peut classer les algorithmes de routage en deux catégories, selon que la route est calculée à l'avance (algorithmes **proactifs**) ou à la demande (algorithmes **réactif**).

Dans un algorithme de routage proactif, les informations nécessaires au calcul de toutes les routes sont échangées en permanence, et ce même s'il n'y en pas besoin immédiatement. Cela permet à l'algorithme d'envoyer immédiatement un paquet dès que celui-ci est généré car le choix de la route a déjà été effectué. En contrepartie, l'échange continu d'informations pour le routage consomme une partie des ressources du réseau au détriment du trafic utile. On peut citer comme exemples d'algorithmes de routage proactifs BATMAN[JNA08], OLSR[TP03], DSDV[RSS11] et

FSR[PGC00].

Les algorithmes de routage réactifs n'établissent des routes que lorsqu'il faut effectivement transmettre un paquet et que la route vers le destinataire n'existe pas. Cela a pour conséquence un délai lors de l'envoi du premier paquet (délai qui correspond à l'établissement de la route). En revanche, comme seules les routes effectivement utiles sont calculées, il n'est pas nécessaire de mettre à jour en permanence diverses informations à travers tout le réseau, ce qui réduite le trafic de signalisation généré par l'algorithme de routage et libère des ressources pour transmettre des données utiles. AODV[PBRD03], DSR[DYD07], DYMO[CP07] et MUDOR[XL08] sont des exemples d'algorithmes de routage réactifs conçus pour les MANET ou VANET.

Le choix entre un mode de fonctionnement proactif et un mode de fonctionnement réactif résulte d'un compromis entre la charge du réseau et sa réactivité. Un algorithme de routage proactif est plus rapide pour effectuer sa première transmission, mais il consomme généralement plus de ressources. Un algorithme de routage réactif est a priori plus économe en ressources mais induit plus de délais lors de la première transmission.

Paradigme de routage

Le paradigme de routage désigne la représentation du réseau dans l'algorithme de routage. Nous avons identifié deux principaux paradigmes de routage : **node centric** et **position centric**.

Le routage node centric est un héritage des réseaux filaires. On considère avant tout l'existence des liens entre les nœuds. Dans ce paradigme de routage, on représente un réseau par un graphe dont les sommets sont les nœuds et dont les arrêtes sont les liens existant entre ces nœuds. Les routes recherchées sont alors des chemins dans ce graphe. AODV[PBRD03] et BATMAN[JNA08] sont des exemples

d'algorithmes de routage node centric

Les algorithmes node centric permettent généralement de résoudre le problème du choix de la station sol (3.1.2) de manière simple, par exemple en sélectionnant la station pour laquelle le nombre de saut est minimal.

Le paradigme de routage position centric est plus spécifique aux réseaux mobiles, pour lesquels les mouvements (et donc les positions géographiques) des différents acteurs du réseau jouent un rôle important. La décision de routage est effectuée dans ce cas sur la base d'informations géographiques telles que les positions de la destination et du nœud courant. Dans le routage cartésien [HBH00] par exemple, les paquets sont transmis vers le voisin le plus proche de la destination. GPSR[KK00] et GLSR[MHRR12] sont deux exemples d'algorithmes de routage de type cartésien qui proposent respectivement une solution pour contourner les "trous" dans la topologie et une méthode pour répartir la charge entre les nœuds.

On peut généralement opposer ces deux paradigmes de la manière suivante : au moment de la création de la route, un algorithme node centric s'assure de l'existence de relais le long d'un chemin en parcourant le graphe. De son côté, un algorithme position centric fait l'hypothèse de la présence de relais sur le trajet vers la destination et transmet son paquet en se basant sur cette supposition. Le parcours du graphe, sous la forme d'un paquet RREP (Route REPly) dans AODV [PBRD03] par exemple, nécessite des échanges d'informations entre les nœuds. Ces échanges n'étant pas nécessaires dans les algorithmes position centric, ces derniers produisent généralement un trafic de signalisation plus faible que les algorithmes node centric.

Dans un AANET, il est possible de tirer parti des équipements déjà présents à bord des avions afin de faire fonctionner un algorithme de routage géographique. Par exemple, l'ADS-B (Automatic Dependent Surveillance - Broadcast) permet à chaque avion de diffuser sa position à ses voisins à partir de ses moyens de

navigation et de positionnement propres (GPS par exemple). L'utilisation de ces données échangées "hors bande" relativement à notre système AANET permet de réduire le volume du trafic de signalisation transmis par le réseau. De plus, dans un protocole position centric, comme le chemin d'un paquet n'est pas lié à des nœuds relais particuliers, la mobilité des nœuds intermédiaires est très facilement prise en compte (n'importe quel nœud à la bonne position peut servir de relais).

Un des principaux inconvénients des algorithmes de routage géographique présents dans la littérature réside dans le choix de la station sol (cf 3.1.2). La plupart tentent de faire suivre leurs paquets en minimisant la distance géographique entre le prochain saut et la destination. Par conséquent, l'approche intuitive consiste à sélectionner la station sol qui est géographiquement la plus proche de l'émetteur. Nous illustrons dans les paragraphes suivants des cas issus des AANET pour lesquels cette approche n'est pas adaptée.

Dans les images 3.2 et 3.3, le fond de carte représente un diagramme de Voronoi (cf définition 2) dont les germes sont les stations sol envisagées pour la zone Atlantique (représentées par des triangles bleus). Cela permet de visualiser l'approche décrite ci-dessus : tous les avions présents dans une cellule sélectionnent comme passerelle vers le réseau sol la station de cette cellule. Les segments rouges indiquent l'existence de liens entre deux avions ou entre un avion et une station sol.

Définition 2 (Diagramme de Voronoi) *Un Diagramme de Voronoi est un pavage d'un espace métrique construit à partir d'un ensemble de points (appelés germes). Il comporte autant de cellules que de germes. Chaque cellule de ce pavage est constituée de l'ensemble des points qui sont plus proches d'un germe donné que des autres.*

L'image 3.3a représente un premier type de problème. On constate en effet que les stations "Kimmimirut" et "Groenland" ne sont à portée d'aucun appareil et

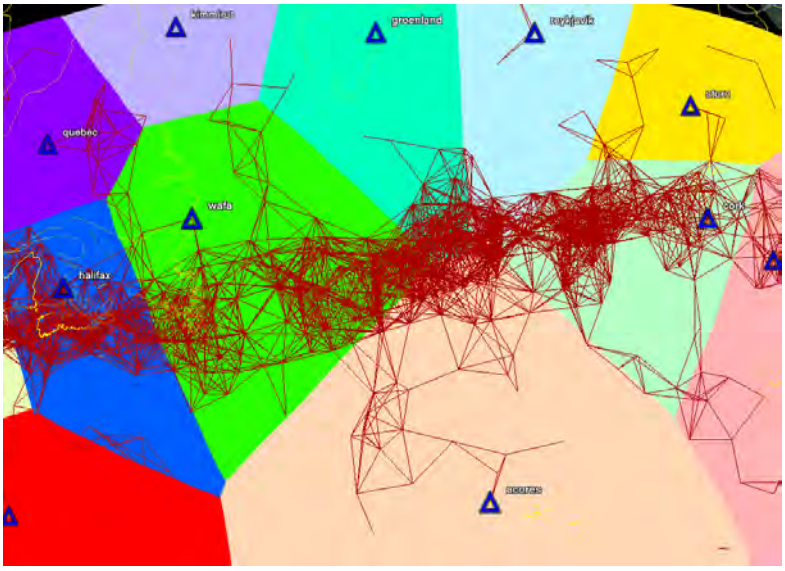


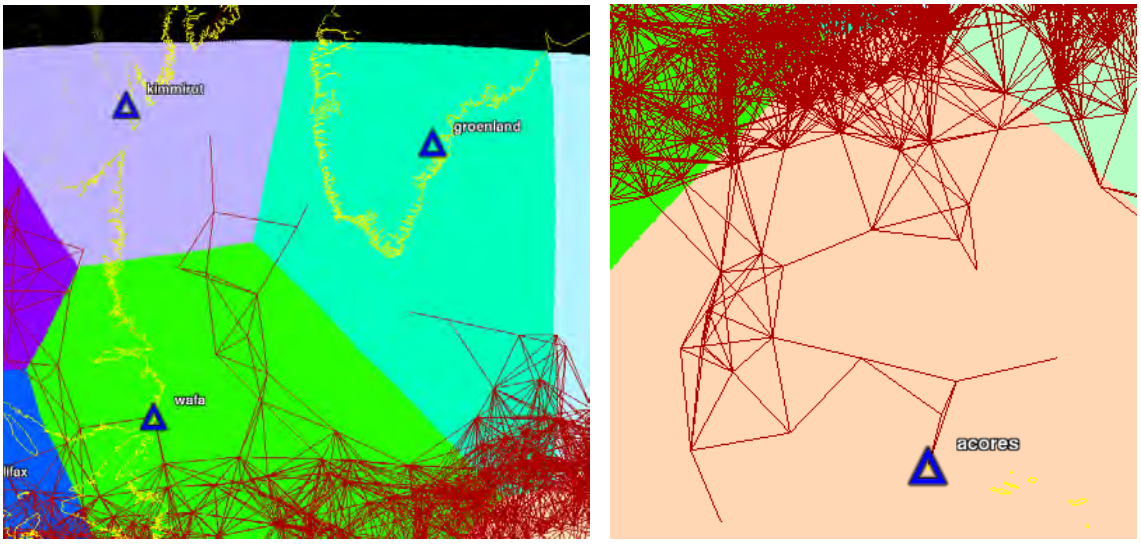
FIGURE 3.2 – Exemple de diagramme de Voronoi.

ne peuvent donc pas servir de passerelle entre l'AANET et un réseau au sol. Par conséquent, tous les avions situés dans la cellule d'une de ces stations ne pourront pas joindre la passerelle qu'ils ont choisie selon l'approche intuitive.

L'image 3.3b décrit un autre type de problème : les chemins menant à la station la plus proche ne sont pas nécessairement les plus stables. Tous les avions dans la zone rose vont envoyer leurs paquets vers la station "Açores". Or la quasi-totalité des chemins multi-saut entre ceux-ci et la station passent par un seul nœud intermédiaire. La probabilité de partition du réseau au niveau de cet appareil est très élevée, ce qui crée un risque de perte de joignabilité et un point d'engorgement du trafic.

DTN

Les DTN (Delay Tolerant Network) sont des réseaux dans lesquels les délais sont élevés et doivent être pris en compte dans l'algorithme de routage. Dans le cas des MANET, ces délais sont le plus souvent dus à une segmentation (disruption) du



(a) Choix d'un relais inaccessible.

(b) Choix d'un relais avec un chemin fragile.

FIGURE 3.3 – Exemple de choix sous-optimaux de relais.

réseau causée par la mobilité des nœuds. En effet, pour compenser ces disruptions, on peut employer une méthode dite "store and forward". Cela consiste à stocker temporairement les paquets qui n'ont pas pu être transférés afin de les émettre plus tard, lorsque la topologie du réseau aura changé et sera favorable à leur transmission. Ces délais incluent donc les temps d'injoignabilité de nœuds ou groupes de nœuds inhérents aux partitionnements des réseaux dynamiques.

Nous avons effectué une évaluation du potentiel des DTN dans le cadre des AANET. Pour cela, nous avons étudié la connexité dans un réseau en zone océanique avec la méthode suivante : pour une portée donnée, nous avons mesuré la connexité au cours du temps en considérant que les pertes de connexité d'une durée inférieure à un certain seuil étaient tolérables. Au cours de cette expérience, une portée maximale de 200 km a été utilisée pour les liens radio à la place d'une portée de 350 km afin d'amplifier les pertes de connexité (une portée de 350 km permet d'avoir une connexité moyenne de 90% en zone océanique).

Les résultats sont représentés dans le tableau 3.1 et dans la figure 3.4. On constate que cette méthode ne permet pas de gains significatifs dans la connexité globale du réseau pour des délais tolérés jugés raisonnables au regard des applications critiques de l'aviation civile (cf tableau 1). Il faudrait tolérer des délais de l'ordre de 1000 s pour observer un gain significatif, ce qui est largement supérieur aux exigences des applications envisagées. Nous ne considérerons donc pas les DTN dans la suite de notre étude.

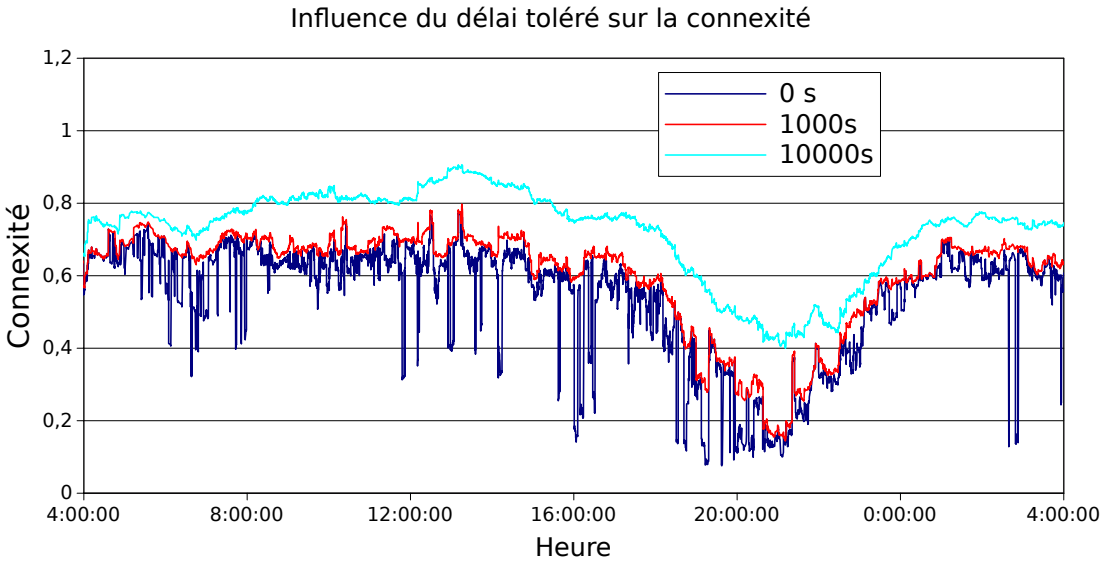


FIGURE 3.4 – Connexité au cours de la journée en fonction de la durée de déconnexion tolérée (zone océanique, portée de 200 km).

TABLEAU 3.1 – Amélioration de la connexité en fonction du délai toléré

Délai toléré (s)	Connexité moyenne
0	49.0%
10	49.1%
100	49.6%
1000	56.2%

3.2 Le routage par trajectoire

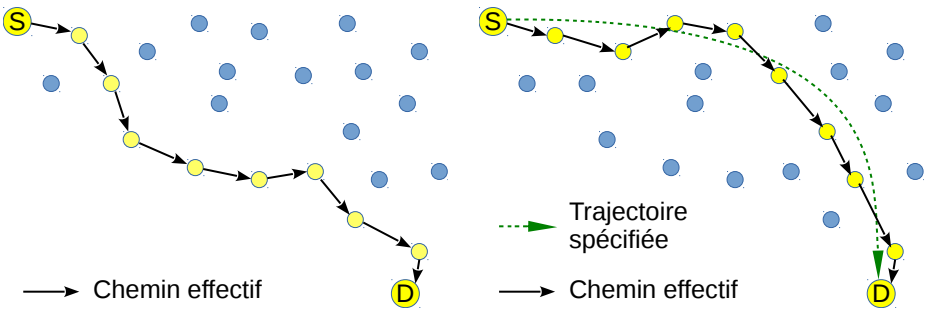
Le routage par trajectoire (appelé TBR ou *trajectory-based forwarding* dans la littérature anglophone) est une méthode de routage géographique dans laquelle la route des paquets est définie par une trajectoire géographique spécifiée par l'émetteur. Ce paradigme de routage constitue une évolution du routage cartésien en introduisant une notion de routage par la source et des trajectoires arbitraires.

Remarque Dans la suite de ce mémoire, nous appellerons ces trajectoires géographique des *geopath* afin de prévenir toute confusion avec la trajectoire (i.e. le mouvement) des avions. Il existe dans la littérature des algorithmes qui utilisent la dénomination "trajectory-based" car ils exploitent le mouvement des véhicules, mais qui ne fonctionnent pas selon les principes décrit ci-après. Le TBD (Trajectory-based Data forwarding) [JGG+11] est un exemple d'un tel algorithme.

3.2.1 Principe du TBR

Dans un algorithme de routage par trajectoire, un émetteur spécifie un geopath pour chaque paquet qu'il génère (routage par la source) et inclut ce geopath dans le paquet. Les nœuds relais font ensuite suivre ce paquet en assurant qu'il suive au mieux le geopath. La figure 3.5b illustre ce principe : la source émet un paquet en spécifiant dans son en-tête la trajectoire représentée en pointillés. Les nœuds intermédiaires le relaient le long de cette trajectoire, donnant le chemin effectivement empruntée par le paquet (flèches noires). La figure 3.5a représente quant à elle un routage cartésien : le paquet est transmis à chaque fois au nœud le plus proche de la destination.

D'après le principe décrit ci-dessus, nous pouvons décomposer un algorithme de routage par trajectoire en deux fonctionnalités complémentaires :



(a) Routage cartésien. (b) Routage par trajectoire.

FIGURE 3.5 – Illustration du fonctionnement d'algorithmes de routage géographique.

- Le calcul du geopath ;
- Le suivi du geopath.

La littérature propose de nombreuses méthodes de suivi de geopath (par exemple dans [NN03a]), mais assez peu d'algorithmes pour calculer ces geopath.

3.2.2 Intérêts du TBR

Les algorithmes de type TBR présentent plusieurs intérêts qui justifient la pertinence de leur étude pour les AANET.

Faible surcharge de signalisation

Comme le TBR fait parti de la famille des algorithmes de routage géographique, il génère peu de signalisation [NN03a].

Dans le cas des AANET, la réglementation impose que tous les avions soient équipés de certains systèmes, par exemple un moyen de positionnement (tel que le GPS) et un moyen de communication destiné à connaitre l'environnement proche d'un avion (ADS-B). Les informations fournies par ces systèmes (position de l'avion, position des voisins) peuvent être utilisées par le protocole de routage

que nous définissons. Cela permet de réduire la signalisation nécessaire au fonctionnement du TBR.

Toutefois, le calcul des geopath peut requérir d'autres informations de la part des nœuds du réseau.

Multipath

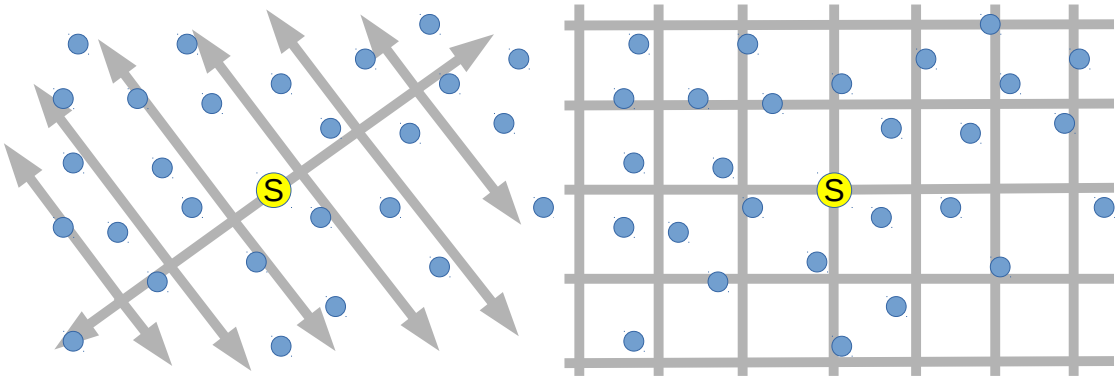
Grâce au routage par la source, le TBR permet très facilement d'envoyer deux copies d'un même paquet selon deux routes différentes [NN03a] [NN03b]. Il suffit pour cela d'envoyer la deuxième copie en spécifiant un geopath différent. Cela peut par exemple servir à augmenter la probabilité de réception d'un paquet en envoyant des copies de celui-ci vers deux stations sol distinctes.

Robustesse face à la mobilité

Comme le geopath ne spécifie pas explicitement des nœuds intermédiaires, le fait que ces derniers soient mobiles importe peu [NN03b]. Le forwarding est donc fait de manière opportuniste, c'est-à-dire que c'est le noeud qui se trouvera être dans la meilleure position par rapport au geopath au moment où le paquet doit être transmis qui sera choisi en tant que prochain relais.

Diffusion intelligente de données

Grâce aux trajectoires arbitraires, il est possible de diffuser géographiquement des informations de manière optimisée. On peut par exemple envisager de transmettre un message à tous les nœuds (avions) le long d'une trajectoire (route aérienne), ou à tous les nœuds d'une zone géographique donnée [NN03b]. Nous avons représenté dans les figures 3.6 deux manières d'effectuer une transmission broadcast en utilisant un algorithme TBR.



(a) stateless (b) statefull

FIGURE 3.6 – Exemples de broadcast exploitant le trajectory-based routing

Cette diffusion intelligente des données peut avantageusement être rapprochée du concept de routage conditionnel décrit dans [DKS07] : les applications émettrices de données spécifient les conditions utilisées pour transmettre ces données (trajectoire et méthode de suivi des trajectoires par exemple) ainsi que les conditions de réception (appartenance d'un avion à une compagnie donnée par exemple). Cette approche nécessite cependant une étude des applications au cas par cas pour trouver les stratégies de transmissions optimales associées à chacune d'entre elles.

3.2.3 Problématiques secondaires du TBR

Le TBR présente certaines problématiques qui sont inhérentes à son fonctionnement.

Représentation des trajectoires

Chaque paquet doit contenir le geopath qu'il doit suivre, qui peut être plus ou moins complexe. Un compromis doit être fait entre la complexité de la représentation du geopath et la place nécessaire pour coder cette représentation dans l'en-tête du paquet. Diverses solutions ont été avancées pour décrire les geopath ou réduire

leur poids dans le paquet :

- Suite de segments [LAGdlF10] [CPFdlF05] : il est nécessaire de stocker $N+1$ coordonnées pour une trajectoire composée de N segments
- Suite de courbes de Bézier [YPK06] : besoin de stocker $3N+1$ coordonnées pour une trajectoire composée de N courbes de Bézier.
- Agréger les parties communes des routes dans les paquets en multicast [NN03b].
- Équations paramétriques [NN03b].
- "Élagage" (retrait des portions déjà parcourues) du geopath au fur et à mesure de l'avancement [NN03b].
- Routage à 2 (ou plusieurs) niveaux [RVFM09]

Position de la destination

L'émetteur a besoin de connaître la position de la destination dans le cas d'une transmission point à point (par opposition à une transmission en broadcast).

La solution à ce problème est triviale si le destinataire est immobile (station sol par exemple), il suffit par exemple de stocker en mémoire cette position. Dans le cas d'une destination mobile, il devient nécessaire d'employer une méthode pour diffuser les positions des nœuds.

Nombre de nœuds

Le caractère position centric du TBR permet de réduire le volume de signalisation en faisant l'hypothèse de la présence d'un nombre suffisant de relais le long du geopath pour ne pas avoir à vérifier effectivement l'existence d'un chemin.

L'inconvénient de cette méthode est que, si le nombre de nœuds est trop faible, l'hypothèse de la présence de relais devient fausse et les performances de l'algorithme de routage sont dégradées

3.2.4 Le TBR dans la littérature

Le routage par trajectoire a été introduit dans [NN03b]. Cet article décrit en détail le principe du routage par trajectoire et ses différentes applications. Plusieurs méthodes de suivi de geopath sont proposées dans [NN03a].

Dans [LAGdlF10] et [ALB10], les auteurs étudient un algorithme de routage par trajectoire dans un contexte VANET. Leur algorithme utilise la stratégie de suivi des trajectoires SiFT proposée dans [CPFdlF05]. L'approche utilisée dans ces études est originale car la décision de forwarding est prise par le récepteur : tous les paquets sont envoyés en broadcast et chaque récepteur "re-broadcaste" ce paquet après un certain délai. Ce délai est calculé localement pour chaque relais potentiel, et il dépend du rapport entre sa distance par rapport au précédent relais et sa distance par rapport au geopath . Plus ce rapport est faible, plus le délai d'attente est faible. Ainsi, le "meilleur" nœud est le premier à retransmettre le paquet. Les autres nœuds, en détectant cette retransmission, sont informés qu'il existe un meilleur relais qu'eux et abandonnent le paquet en question. Les performances de cet algorithme de routage sont comparés aux protocoles géographiques DREAM[BCSW98], GPSR[KK00] et GOSR[ZTWX09]. SiFT présente de meilleures performances que les autres algorithmes évalués en terme de taux de transmission avec succès. Cependant, les auteurs de [LAGdlF10] et [ALB10] ne précisent pas la méthode utilisée pour le calcul des geopaths.

L'article [YPK06] présente une implémentation du routage par trajectoire dans les réseaux ad hoc, et en particulier une représentation des geopath sous la forme de courbes de Bézier. De plus, les auteurs proposent et évaluent plusieurs méthodes

de suivi de geopaths.

À notre connaissance, [RVFM09] est le seul article qui propose explicitement une méthode de calcul des geopath dans un VANET. L'algorithme qui y est décrit, TTBR (Two-level Trajectory-Based Routing), utilise le plan des rues pour calculer les geopath et une représentation à deux niveaux pour les décrire.

3.3 Proposition d'une méthode de calcul des geopath

Nous avons décrit dans la section précédente le principe d'un algorithme TBR et l'intérêt qu'une telle approche peut avoir pour les AANET.

Cependant, la littérature recense peu de méthodes pour calculer les geopath, et nous n'en avons trouvé aucune adaptée aux AANET. C'est pourquoi nous proposons le protocole NoDe-TBR (Node Density TBR).

Le principe du NoDe-TBR repose sur l'idée que la probabilité de trouver des relais le long d'un geopath augmente si ce dernier traverse des zones où il y a un grand nombre d'avions. Nous mettons en œuvre ce principe en calculant des géodésiques qui dépendent de la densité locale d'avions.

Dans cette section, nous présentons les méthodes utilisées pour calculer la densité d'avions et les géodésiques.

3.3.1 Calcul de la densité d'avions

Le principe utilisé pour calculer la densité d'avions est celui de l'estimation par noyau. Cette méthode permet de construire, à partir d'un nombre de points discrets (les positions des avions), un estimateur régulier de la densité de probabilité de présence d'un avion dans une zone de l'espace.

Remarque Étant donné la différence entre les séparations maximales horizontales (de l'ordre de plusieurs centaines de kilomètres) et verticales (de l'ordre du kilomètre) entre les avions, nous ignorons volontairement l'altitude des appareils dans notre étude et proposons une solution dans un espace à deux dimensions.

Définition

L'équation 3.1 définit la densité telle que nous l'utilisons. Nous détaillons terme par terme cette équation dans la suite.

Soit $\upsilon : [0;1] \rightarrow \mathbb{R}^2$ la trajectoire d'un avion (fonction du temps vers l'espace). L'intervalle temporel $[0,1]$ correspond à une normalisation de l'intervalle $[t_{début}; t_{fin}]$ propre à chaque avion. Nous utiliserons cette notation par souci de clarté et sans perte de généralité.

On peut estimer la densité d'avions en un point X (notée $d(X)$) calculée à partir des trajectoires de N_a avions par la formule :

$$d(X) = \frac{\sum_{i=1}^{N_{avions}} \int_0^1 K(\frac{\|X-\upsilon_i(t)\|}{\lambda}) \|\upsilon_i'(t)\| dt}{\sum_{i=1}^{N_a} l_i} \tag{3.1}$$

avec :

- K un noyau statistique ;
- l_i la longueur de la trajectoire υ_i ;
- $\upsilon_i'(t)$ la vitesse de l'avion i à l'instant t ;
- λ un facteur fixant la taille du noyau.

Le noyau : K est une fonction qui sert à pondérer la contribution d'une mesure à la densité en fonction de la distance entre cette mesure et le point considéré. Le

terme $K(\frac{\|X-v_i(t)\|}{\lambda})$ décrit ainsi la contribution d'une position d'un avion $v_i(t)$ à la densité en un point X. Le facteur λ permet de régler le degré de lissage.

Contribution de la trajectoire d'un avion donné : on reconnaît l'équation d'une estimation par noyau :

$$\int_{t_{début}}^{t_{fin}} K(\frac{\|X - v_i(t)\|}{\lambda})dt \tag{3.2}$$

Cette intégrale décrit la contribution à la densité en X de l'avion i au cours de sa trajectoire durant l'intervalle de temps considéré $[t_{début}, t_{fin}]$. Le principe consiste à sommer les contributions en chaque point de la trajectoire pour obtenir une valeur pour la totalité de la trajectoire de l'avion dans cet intervalle. Comme énoncé précédemment, l'intervalle de temps est normalisé sur $[0; 1]$.

Correction du biais dû à la vitesse : le terme $\|v_i'\|$ permet de corriger une surestimation de la densité due à une diminution de l'écart entre les positions à des intervalles de temps constants lorsque les appareils se déplacent à faible vitesse. Ce phénomène est illustré par la figure 3.7 dans le cas d'un échantillonnage discret. Ce terme permet d'assurer l'invariance de l'estimateur relativement à la loi des vitesses sur la trajectoire, ce qui nous permet de normaliser les intervalles de temps d'intégration pour chaque avion sur $[0; 1]$.

Somme sur l'ensemble des avions : comme nous étudions la contribution de plusieurs avions à la densité, il faut sommer les contributions individuelles de chaque avion, d'où le terme $\sum_{i=1}^{N_a}$.

Normalisation : afin d'obtenir une densité de probabilité, la valeur obtenue est normalisée par $\sum_{i=1}^{N_{avions}} \int_0^1 \|v_i'(t)\|dt$. Soit l_i la longueur de la trajectoire de l'avion i. On a $l_i = \int_0^1 \|v_i'(t)\|dt$. Par conséquent, $\sum_{i=1}^{N_{avions}} \int_0^1 \|v_i'(t)\|dt = \sum_{i=1}^{N_{avions}} l_i$.

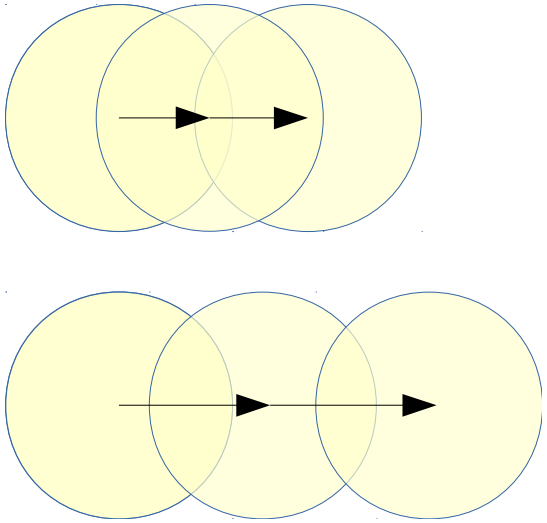


FIGURE 3.7 – Contribution du noyau statistique pour deux vitesses différentes.

Implémentation du calcul de la densité

Dans cette sous-section, nous présentons les choix qui ont été faits au cours de l'implémentation du calcul de la densité.

Algorithme : Afin de limiter le volume de données généré, nous utilisons une représentation en *binning* [Wan94] sous la forme d'une grille à deux dimensions. Nous avons écrit un algorithme de *binning* qui effectue le calcul de la densité à partir des trajectoires des avions, tout en prenant en compte la projection des positions sphériques (latitude, longitude) vers un plan. Il est détaillé dans l'annexe A.

Cet algorithme prend en entrée un ensemble de trajectoires d'avions. À l'issue des calculs, nous obtenons une matrice qui nous permet d'associer une densité à chaque position dans un plan. Nous appelons cette matrice une *carte de densité*.

Pas de l'échantillonnage : le pas de l'échantillonnage l_c doit être petit par rapport au rayon des noyaux. Il faut faire un compromis : si les cellules sont trop

petites alors l'empreinte mémoire et le temps d'exécution de notre programme seront conséquents, si elles sont trop grandes alors la représentation échantillonnée ne sera pas assez fidèle à la réalité.

La valeur finale a été définie expérimentalement, de manière à être adaptée aux algorithmes utilisés dans la suite (cf B.2).

Fonction de noyau statistique : nous avons utilisé le noyau d'Epanechnikov, couramment utilisé en statistiques. Il présente la propriété intéressante d'être à support compact, ce qui signifie que sa valeur est nulle au delà d'une certaine distance. Cela simplifie l'implémentation de l'algorithme et réduit le temps de calcul nécessaire.

L'équation du noyau d'Epanechnikov de rayon 1 est la suivante :

$$K(u) = \frac{3}{4}(1 - u^2)\ 1_{(|u| \leq 1)} \tag{3.3}$$

Avec $1_{(|u| \leq 1)}$ une fonction qui vaut 1 si $|u| \leq 1$ et 0 sinon.

Rayon du noyau Il existe des méthodes optimales (telles que [RD06]) pour calculer la bande passante (c'est-à-dire le rayon du noyau) dans une estimation par noyau. Cependant, elles exigent de connaître la dérivée seconde de la grandeur que nous cherchons à estimer. Par conséquent, nous avons adopté l'approche expérimentale que nous décrivons ci-après.

Le principe de l'estimation par noyau est de "lisser" les trajectoires. Cela impose une première contrainte entre le rayon du noyau et la distance d_e entre les points d'échantillonnage de la trajectoire. Une distance trop grande par rapport au noyau conduirait à une densité associée à la trajectoire trop localisée. Malheureusement,

cela ne nous fournit qu'une borne inférieure pour le choix de la taille du noyau :

$$r_K \geq d_e \tag{3.4}$$

La borne supérieure est caractérisée par le phénomène que nous souhaitons observer. Nous prendrons donc une valeur égale à la portée radio de notre système de communication.

Illustration : nous avons représenté dans la figure 3.8 le résultat du calcul de densité pour les vols transatlantiques pour un créneau horaire donné. Dans cette figure, la densité est représentée en échelle de gris : plus la densité est élevée dans une zone, plus la couleur de cette zone est foncée.

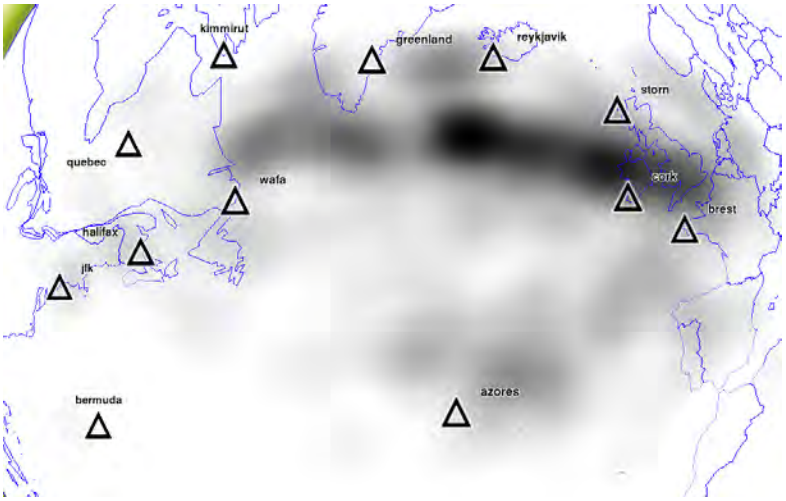


FIGURE 3.8 – Carte de densité

3.3.2 Calcul des geopaths

Nous proposons de calculer les geopath en tant que géodésiques entre les positions de l'émetteur et de la destination.

Définition

Définition 3 (Géodésique) *Une géodésique minimisante est une courbe de longueur minimale entre deux points dans un espace pourvu d'une métrique.*
Par exemple, dans un espace muni de la norme euclidienne, la géodésique entre deux points A et B est le segment $[AB]$.

Afin de prendre en compte la densité d'avions, nous proposons de définir la longueur L_γ d'une courbe $\gamma : [0; 1] \to \mathbb{R}^2$ par la formule suivante :

$$L_\gamma = \int_0^1 \|\gamma'(t)\| \cdot i(\gamma(t))dt \tag{3.5}$$

avec $i : \mathbb{R}^2 \to \mathbb{R}$ une *fonction d'indice*. Ainsi, un geopath entre un émetteur et une destination (dont les positions respectives sont notées E et D) est une courbe $\gamma_{E,D} : [0; 1] \to \mathbb{R}^2$ telle que :

- $\gamma_{E,D}(0) = E$
- $\gamma_{E,D}(1) = D$
- $\gamma_{E,D}$ minimise $L_{\gamma_{E,D}}$

Fonction d'indice : afin de prendre en compte la densité, nous proposons d'utiliser la fonction d'indice suivante.

$$i : \left| \begin{array}{ccc} \mathbb{R}^2 & \longrightarrow & \mathbb{R}^{+*} \\ x & \longmapsto & \frac{1}{D+d(x)^\alpha} \end{array} \right. \tag{3.6}$$

avec $d : \mathbb{R}^2 \to \mathbb{R}$ l'estimation de la densité décrite précédemment, D la densité moyenne et α un facteur d'ajustement. Cette fonction a été choisie de manière à avoir une valeur faible dans les zones de forte densité, et une valeur élevée dans les

zones de faible densité. Comme les géodésiques sont les courbes minimisant l'intégrale 3.5, elles vont être "attirées" par les zones où $i(x)$ est faible. Par conséquent, les geopath vont avoir tendance à passer par les zones où la densité d'avion est élevée.

Prise en compte de la projection : comme nous travaillons dans une projection de la sphère dans le plan, il faut ajouter un terme à l'équation 3.5 afin de tenir compte de la distorsion des distances. Ce terme est appelé le module linéaire, que nous noterons l_{proj}. L'équation 3.5 devient donc :

$$L_\gamma = \int_0^1 \|\gamma_i'(t)\| \cdot i(\gamma(t)) \cdot l_{proj}(\gamma(t))dt \tag{3.7}$$

Cela peut être vu comme un nouvel indice $i_{proj} = i \cdot l_{proj}$.

Calcul des géodésiques

Les équation 3.5 et 3.7 sont très similaires aux équations utilisées dans le calcul des chemins optiques (équation eikonale), avec $c = \frac{1}{i}$ l'analogue de la vitesse de la lumière. Pour calculer effectivement les géodésiques, nous allons utiliser une méthode en trois temps :

- Utilisation d'un algorithme "fast marching" pour calculer les temps de propagation d'un front (obéissant à l'équation eikonale) à partir d'une extrémité de la géodésique. Nous noterons cette extrémité S.
- Utilisation d'un algorithme de descente de gradient dans cet espace, depuis l'autre extrémité de la géodésique recherchée (que nous noterons D).
- Compression de la trajectoire à l'aide de l'algorithme de Ramer-Douglas-Peucker.

Algorithme "fast marching" : la méthode dite de "fast marching" a été proposée dans [Set95] afin de calculer des géodésiques. Cette méthode fournit, à partir de la vitesse c et d'un ensemble de départ Γ, les temps de passage[1] d'un front en tous les points du plan. Son principal avantages est sa faible complexité ($O(n \cdot log(n))$ avec n le nombre de points du plan). Nous présentons dans l'annexe B une description succincte de cet algorithme.

Les entrées de cet algorithme sont la carte de densité obtenue précédemment et un ensemble de points de départ Γ (qui peut n'être qu'un singleton S). Il produit en sortie une carte des temps de propagation. Il faut noter que, par construction, le temps de propagation est minimum sur Γ. Nous avons représenté une carte des temps de propagation dans la figure 3.9 avec une échelle de couleur (la couleur bleue correspond à des temps de propagation faibles). Cette carte a été générée en prenant Γ égal aux positions des stations sol. Cette carte correspond donc au temps de propagation depuis la station la plus "proche", la métrique utilisée ici étant celle que nous avons définie précédemment (cf équation 3.5).

Descente de gradient : pour construire les géodésiques à partir de la carte des temps de propagation, nous employons un algorithme de descente de gradient à partir de D (décrit dans l'annexe C).

Les paramètres d'entrée de l'algorithme de descente de gradient consistent en la carte des temps de propagation obtenue à l'issue de l'étape précédente et D. Il fournit en sortie la géodésique entre S et D sous la forme d'une suite de points. Nous avons illustré ce mécanisme dans la figure 3.10. Comme la carte des temps de propagation utilisée a été générée à partir des stations sol, les géodésiques représentées en blanc sur cette image relient un point à la station sol la plus

[1] Nous utilisons le terme de "temps" (de passage ou de propagation) dans la méthode de "fast marching" car la grandeur obtenue après exécution de l'algorithme est analogue à un temps. Elle ne correspond cependant pas à un phénomène physique. En particulier, il ne faut pas la confondre avec le temps de propagation d'un paquet dans le réseau.

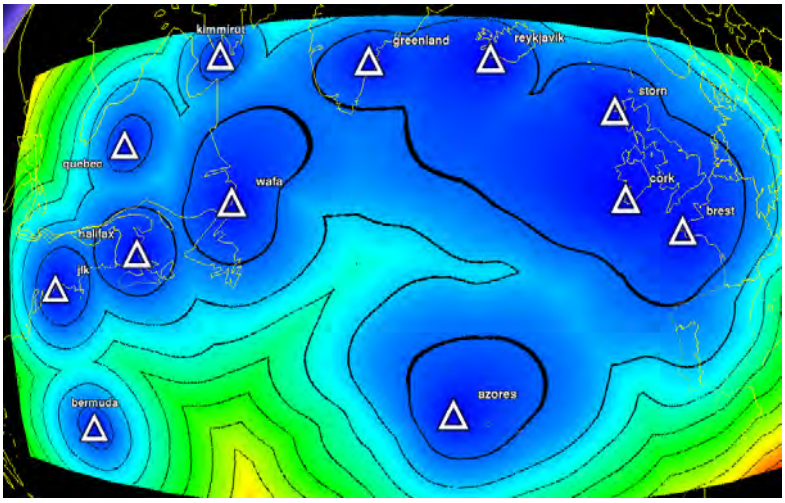


FIGURE 3.9 – Carte des temps de propagation depuis les stations sol.

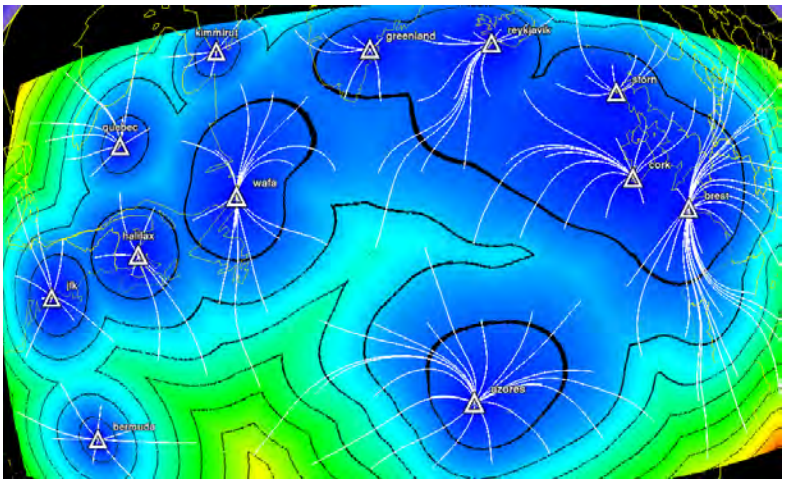


FIGURE 3.10 – Exemples de géodésiques vers les stations sol.

"proche" (au sens de la métrique définie précédemment).

Compression des géodésiques

Afin de limiter la taille mémoire occupée par les géodésiques, nous utilisons l'algorithme de Ramer-Douglas-Peucker. Nous l'avons choisi car il présente de bonnes performances [SC06] et est relativement simple à implémenter. Une description de cet algorithme est donnée dans l'annexe D

Les paramètres d'entrée de cet algorithme sont un seuil et une courbe (sous la forme d'une suite de points). Il retourne une approximation de cette courbe. La distance maximale entre la courbe originale et la version compressée est alors inférieure au seuil spécifié. Le résultat de cet algorithme est illustré dans la figure 3.11. La trajectoire de référence est représentée en blanc, celle obtenue avec un seuil de 10 km en vert , celle avec un seuil de 35 km en rouge.

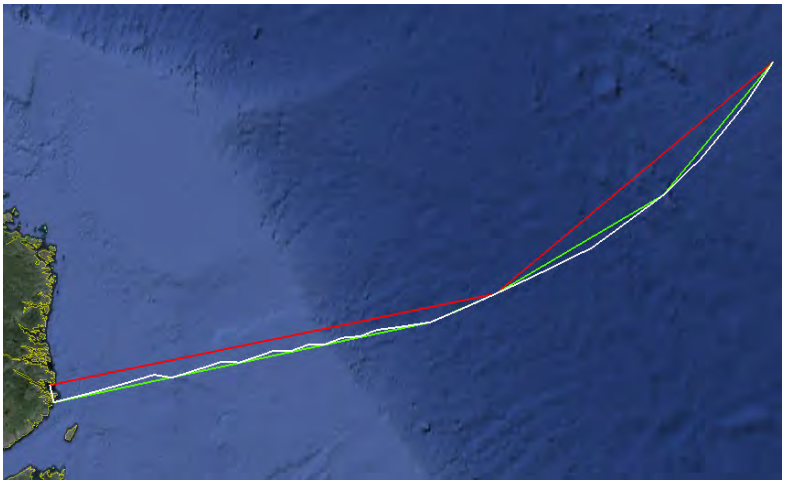


FIGURE 3.11 – Exemples de geopath simplifiées par l'algorithme de Ramer-Douglas-Peucker.

3.4 Le protocole NoDe-TBR

Le protocole NoDe-TBR que nous proposons est un protocole de type TBR. À ce titre, il doit mettre en œuvre les deux fonctionnalités identifiées précédemment : le calcul des geopath et le forwarding associé à ceux-ci.

3.4.1 Le calcul des geopath dans NoDe-TBR

Le calcul des geopath est effectué par les émetteurs des paquets. Il met en œuvre les notions de densité et de géodésiques définies dans la section 3.3.

Calcul de la densité

Nous avons vu que, pour calculer la densité d'avions, il est nécessaire de connaître leurs trajectoires. Afin de partager cette information entre tous les nœuds, nous proposons que chaque avion diffuse périodiquement (selon une stratégie de type "flooding") une estimation de sa trajectoire future. Ainsi, chaque nœud est en permanence en possession des données nécessaires au calcul des cartes de densité et donc des geopath.

Cette diffusion des trajectoires futures répond aussi à la problématique de la connaissance de la position de la destination.

Afin de tenir compte de l'évolution de la topologie, les cartes de densité sont mises à jours périodiquement grâce aux informations reçues depuis les autres avions.

Calcul des temps de propagation

Les cartes des temps de propagation sont recalculées dès que la carte de densité est mise à jour.

Calcul des geopath

Le calcul des geopath (en tant que géodésiques) est effectué par chaque émetteur dès que nécessaire. Cette étape ne nécessite pas d'échanges de données entre les nœuds.

Conséquence sur la nature de l'algorithme NoDe-TBR

D'après le fonctionnement décrit ci-dessus, nous pouvons dire que NoDe-TBR présente à la fois un comportement proactif et un comportement réactif. La nature des différentes étapes est décrite dans la figure 3.12.

Il faut bien noter que le trafic de signalisation échangé entre les nœuds (flooding des trajectoires) est généré de manière proactive.

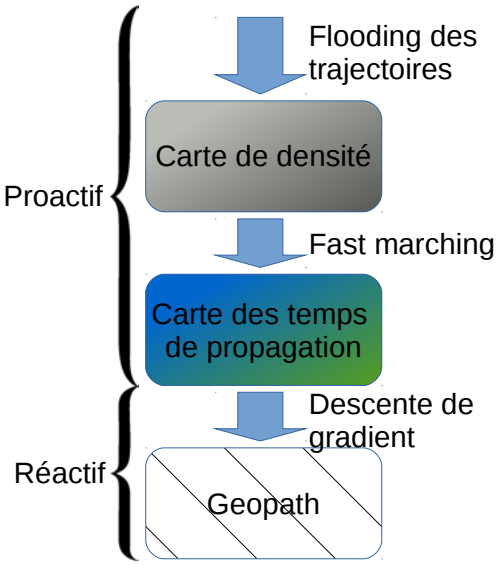


FIGURE 3.12 – Étapes du calcul des geopath

3.4.2 Format des paquets

Les paquets considérés dans NoDe-TBR, que nous appelons PHOTONs (Packet Handled Over Trajectory-based rOutiNgs), sont des paquets IPv4 modifiés auxquels sont ajoutés :

- Un numéro de séquence ;
- Un geopath.

Le numéro de séquence est utilisé pour éviter les boucles de routage.

Le geopath est représenté comme une suite de coordonnées géographiques.

3.4.3 Le suivi des trajectoires

Le suivi des trajectoires (forwarding) est effectué en deux étapes :

- Sélection des voisins admissibles ;
- Sélection du prochain saut parmi ces voisins admissibles.

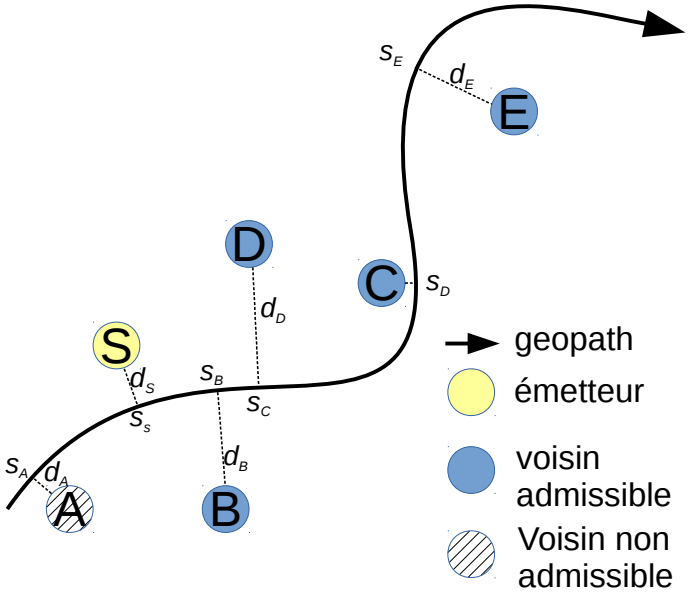


FIGURE 3.13 – Sélection des voisins

La sélection d'un voisin dans la liste des admissibles peut être effectuée sur deux critères : la distance entre un nœud et le geopath (notée d_x sur la figure 3.13) et l'abscisse curviligne de la projection du nœud sur le geopath (notée s_x). Dans nos travaux, nous n'avons considéré que le critère suivant : pour qu'il soit admissible, un voisin doit avoir une abscisse curviligne supérieure au nœud courant.

Plusieurs critères peuvent être utilisés pour effectuer le choix du prochain saut. Nous avons évalué les performances des méthodes suivantes, issues de la littérature [NN03b] [LAGdlF10] [YPK06], que nous jugeons les plus pertinentes pour des communications de bout en bout dans un AANET :

- Déviation minimale : LDC (Lowest Deviation from Curve), minimisation de l'aire entre le geopath et le saut du paquet.
- Nœud le plus proche de la courbe : CTC (Closest To Curve), minimisation de d_x.
- Avancement maximal : MA (Most Advance), maximisation de $S_x - S_s$.
- Nœud au hasard dans l'ensemble des nœuds possibles : RND (random).
- Le nœud avec le rapport $\frac{\text{distance à la trajectoire}}{\text{distance au nœud courant}}$ le plus faible (tiré de l'algorithme SiFT).

Nous avons notamment exclu de notre étude la méthode LAC (Least Advancement on Curve) et ses dérivés [YPK06] car nous nous focalisons sur le comportement de bout en bout, et non sur une transmission "flooding" le long d'un geopath. Nous avons aussi ignoré les méthodes basées sur des critères non pertinents dans les AANET tels que l'énergie disponible [NN03b].

Nous avons aussi évalué un critère que nous proposons :

- Le nœud avec le rapport $\frac{\text{avancement}}{\text{distance à la trajectoire}}$ le plus élevé : ADR.

L'avancement est défini par la différence entre l'abscisse curviligne du voisin et celle du nœud courant, c'est-à-dire $S_x - S_s$ selon les notations précédentes. Malgré sa ressemblance avec le critère issu de SiFT, ADR présente des différences de comportement. En particulier, comme nous l'avons illustré dans la figure 3.14, ADR tient compte de la courbure du geopath et de l'avancement effectif le long de ce dernier. Dans cette exemple, nous avons $d_A = d_B$ et $d_{SA} > d_{SB}$. Le critère SiFT choisira donc le nœud A tandis que le critère ADR sélectionnera le nœud B.

Il faut noter que, à cause du mouvement des nœuds, ces critères doivent êtres réévalués systématiquement pour chaque nouveau paquet et pour chaque voisin.

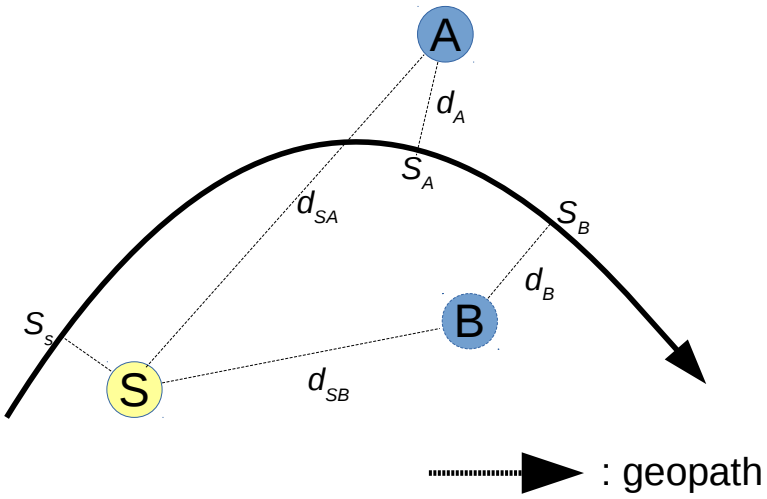


FIGURE 3.14 – Comparaison entre les critères ADR et SiFT.

Cela implique que le calcul des critères soit peu gourmand en calcul. Les auteurs de [YPK06] ont déjà identifié la charge de calcul comme un facteur décourageant l'utilisation de LDC dans des réseaux denses.

Les résultats de l'évaluation de ces différents critères sont présentés dans la section 3.5.

3.4.4 Hypothèses et modélisation

Afin de pouvoir en évaluer les performances, nous avons développé un modèle du NoDe-TBR dans le simulateur Omnet++. Nous décrivons dans cette sous-section les hypothèses que nous avons faites lors de cette modélisation.

Représentation des positions

Nous avons considéré que les positions géographiques (latitude/longitude) étaient représentées en virgule fixe sur 3 octets. Cela correspond à une précision de $\frac{1}{64}$ de degré pour chaque coordonnée, ce qui conduit à une erreur de position de moins de 1 mille nautique (1,852 km). Cette précision est acceptable au regard de la portée radio considérée (350 km).

Paquets

Afin de limiter la taille des en-têtes, les PHOTON que nous avons modélisés utilisent des adresses OACI de 3 octets à la place des adresses IPv4 de 4 octets. Le numéro de séquence est codé sur 4 octets, à l'instar d'AODV. Cela donne un header d'une taille de 22 octets. Il faut ajouter à cela $N \times 3$ octets pour décrire le geopath, avec N la longueur de ce dernier.

Diffusion des trajectoires

Afin d'optimiser les temps de simulation, notre modèle n'implémente pas directement le mécanisme de diffusion des trajectoires décrit dans la section précédente, mais fonctionne comme si les nœuds avaient une connaissance des trajectoires des autres avions.

Cependant, afin d'évaluer le traffic de signalisation qui serait généré par ce mécanisme, nous devons préciser les valeurs suivantes :

Étant donné une vitesse en croisière typique de 900 km/h, un avion met environ 20 minutes pour parcourir la moitié de la portée radio (175 km). Nous avons utilisé cette valeur comme période de diffusion des estimations de trajectoires et comme période de mise à jour des cartes de densité.

Un message de diffusion de trajectoire est constitué d'un timestamp t de 4 octets et de 3 positions (à t, $t+10$, $t+20$). Ces messages étant diffusés selon un algorithme

“flooding”, leur header ne comprend pas de geopath.

Par conséquent, chaque avion génère un paquet de 35 octets toutes les 20 minutes afin de diffuser sa position.

3.5 Évaluation des méthodes de forwarding

Nous avons vu précédemment qu’une méthode de forwarding devait être choisie. Nous présentons dans cette section l’évaluation que nous avons menée afin de sélectionner la méthode la plus adaptée aux AANET

3.5.1 Scenario

L’évaluation a été faite avec le simulateur Omnet++, avec le modèle du NoDe-TBR décrit précédemment.

Dans ce chapitre, nous avons utilisé un modèle de couche d’accès idéale :

- La portée radio est fixée à 350 km.
- La capacité du canal est fixée à 800 Kbits/s.
- Il n’y a aucune perte de trames.

La topologie simulée et les trafics de données générés sont identiques à ceux que nous avons décrits dans la sous-section 2.5.2.

3.5.2 Métriques

Dans ce chapitre, nous utilisons deux métriques pour évaluer les performances des algorithmes de routage : le délai de bout en bout et la joignabilité normalisée.

Un avion est dit “joignable” s’il est capable d’échanger des messages avec une station sol, tant dans le sens air→sol que dans le sens sol→air. Cette joignabilité

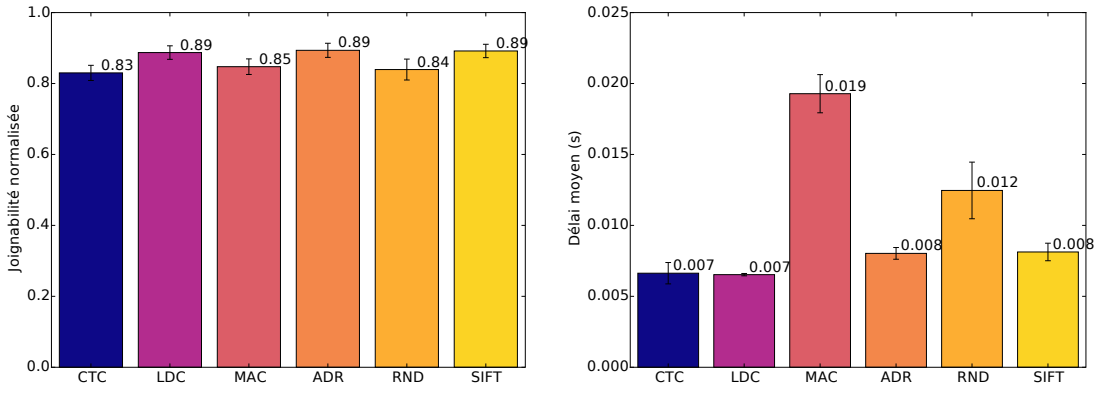
est mesurée pour chaque avion avec l'émission d'un trafic sonde et la réception des acquittements associés. Afin d'avoir une mesure caractérisant l'algorithme de routage indépendamment de la topologie, nous normalisons cette joignabilité par la connexité du réseau avec le sol. Nous appellerons cette métrique "joignabilité normalisée" dans la suite de ce mémoire.

3.5.3 Résultats

Nous avons représenté dans les figures 3.15a et 3.15b la joignabilité normalisée et le délai moyen pour différentes méthodes de forwarding que nous avons mesurés par des campagnes de simulations.

La figure 3.15a nous montre que les méthodes LDC, ADR et SiFT permettent d'obtenir la meilleure joignabilité normalisée (89%). Les méthodes CTC et MA présentent quant à elles des performances similaires au choix aléatoire RND.

Dans la figure 3.15b, nous observons que les méthodes LDC et CTC permettent d'obtenir le plus faible délai de bout en bout (7 ms). ADR et SiFT présentent des résultats proches avec un délai moyen de 8 ms.



(a) Joignabilité normalisée (b) Délai de bout en bout

FIGURE 3.15 – Métriques pour le choix d'une méthode de forwarding

3.5.4 Discussion

Le fait que les méthodes CTC et MA obtiennent une joignabilité similaire à la méthode RND est dû au fait que le trafic aérien en zone océanique est très structuré (organisé selon des "tracks" parallèles, cf sous-section 1.2.2). Ainsi, choisir un nœud au hasard parmi les voisins admissibles revient probablement à choisir un nœud dans la bonne direction.

La forme des geopath (cf figure 3.10) explique pourquoi ADR et SiFT présentent des résultats similaires : à l'échelle d'un saut, un geopath est quasiment rectiligne donc la différence entre l'avancement (ADR) et la distance parcourue (SiFT) est faible.

Nous choisissons d'utiliser ADR dans la suite de nos travaux car elle présente les meilleurs résultats en terme de joignabilité. Nous préférons cette méthode à celle de SiFT car l'avancement effectif est plus pertinent que la distance entre les nœuds pour évaluer le progrès apporté par un saut. Pour le mettre en évidence, il serait intéressant d'étudier la différence de comportement entre ces deux méthodes dans des réseaux pour lesquels les geopath présentent des courbures plus fortes. Nous préférons aussi ADR à LDC car la différence de délai entre ces deux méthodes est très faible et ne justifie pas la complexité additionnelle requise pour le calcul de l'aire dans LDC.

3.6 Évaluation des performances de NoDe-TBR

Dans cette section, nous évaluons les performances de NoDe-TBR et les comparons à celles obtenues avec des algorithmes de routage standardisés et admis comme "classiques" dans la communauté MANET. Le scénario de simulation est identique à celui utilisé pour la sélection d'une méthode de forwarding 3.5

3.6.1 Choix des algorithmes de référence

Nous avons choisi de comparer les performances de NoDe-TBR avec les algorithmes de routage AODV[PBRD03], DYMO (DYnamic Manet On demand)[CP07] et BATMAN (Better Approach To MAnet Networking)[JNA08].

Ces algorithmes ont été sélectionnés car ils sont couramment étudiés dans les VANET et ont été standardisés. Ils suivent tous le paradigme node centric.

AODV et DYMO ont été choisis comme approches de la famille des algorithmes de routage réactifs.

BATMAN est quant à lui un algorithme proactif. Il a été privilégié par rapport à OLSR (Optimized Link State Routing) car il présente de meilleures performances en terme de délai et d'overhead [JNA08].

3.6.2 Métriques

Nous comparons les performances des algorithmes de routage selon trois métriques : le délai de bout en bout, la joignabilité normalisée et le volume des messages de signalisation généré.

Le débit des messages de signalisation généré a été mesuré directement dans le modèle pour AODV, DYMO, BATMAN.

Comme nous n'avons pas modélisé le trafic de signalisation pour NoDe-TBR, nous utilisons dans l'évaluation des performances une estimation basée sur un pire cas d'une transmission avec l'algorithme "flooding" d'après le raisonnement suivant (on note N_a le nombre d'avions à un instant donné) :

- Un avion génère un paquet de 35 octets toutes les 20 minutes (cf 3.4.4).
- Ce paquet est émis par le nœud qui l'a généré et retransmis (au pire) par les $N_a - 1$ autres appareils, soit un total de N_a transmissions toutes les 20 minutes.

- Ce processus est identique pour les N_a avions (seul l'instant d'émission change), on a donc un total de N_a^2 paquets de 35 octets émis par tranche de 20 minutes.

Nous utiliserons donc la formule $\frac{N_a(t)^2 \times 35}{1200}$ pour estimer le débit du trafic de signalisation généré par NoDe-TBR.

3.6.3 Résultats

Nous avons représenté les résultats des simulations dans les figure 3.16c, 3.16b et 3.16a.

La figure 3.16a nous montre que le débit du trafic de signalisation généré par NoDe-TBR n'est que de 2,9 Koctets/s. C'est respectivement 14, 32 et 170 fois plus faible que les débits de signalisation générés par DYMO, AODV etBATMAN.

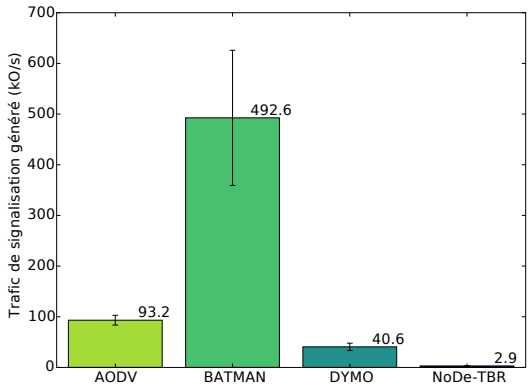
La figure 3.16b nous indique que NoDe-TBR présente aussi le meilleur délai, avec une moyenne à 8 ms alors que le meilleur algorithme de référence présente un délai de 35 ms.

Enfin, la figure 3.16c nous montre que NoDe-TBR présente la meilleure joignabilité et apporte une amélioration significative par rapport au deuxième du classement, AODV.

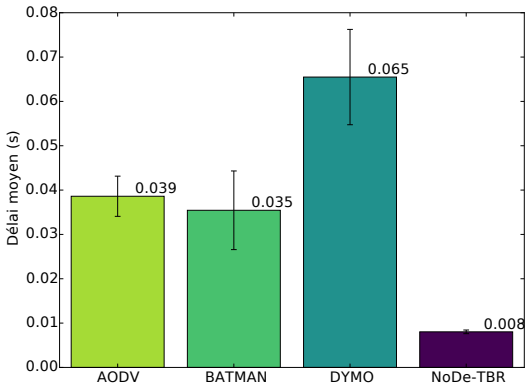
3.6.4 Discussion

NoDe-TBR présente de meilleures performances que les algorithmes de routage de référence pour toutes les métriques considérées.

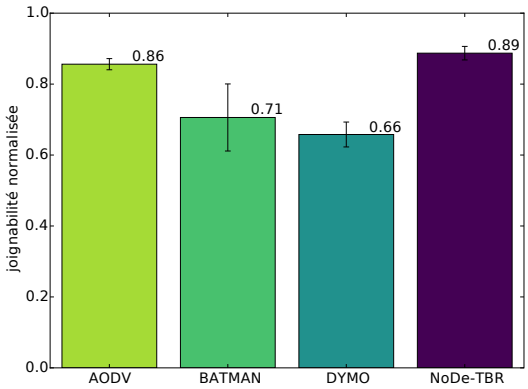
On retrouve dans les débits de signalisation générés les différentes classes de protocoles. AODV et DYMO, deux protocoles node centric et réactifs, génèrent des débits du même ordre de grandeur. BATMAN, qui est un protocole node centric et proactif génère un trafic de signalisation beaucoup plus élevé que les



(a) Volume du trafic de signalisation généré



(b) Délai de bout en bout



(c) Joignabilité normalisée

FIGURE 3.16 – Performances des algorithmes de routage

précédents. En comparaison, le volume du trafic de signalisation généré par NoDe-TBR nous indique que le choix d'un algorithme de type TBR est pertinent dans le cas des AANET. Il faut en particulier souligner que la signalisation est générée par NoDe-TBR au cours d'un processus proactif, et qu'à ce titre la comparaison avec BATMAN est pertinente.

Le faible délai observé pour NoDe-TBR peut être expliqué par deux facteurs. Tout d'abord il ne présente pas de délais à l'établissement des routes. Ensuite, il génère une très faible charge de signalisation par rapport aux autres algorithmes. Par conséquent, les files d'attente des nœuds intermédiaires sont moins chargées,

et le délai global s'en trouve raccourci.

Enfin, NoDe-TBR présente la meilleure joignabilité que les algorithmes de référence, mais n'atteint pas 100%. Deux éléments peuvent expliquer ce résultat :

- Le calcul des géodésiques, même s'il prend en compte la densité des avions, ne garantit pas l'existence de relais le long du geopath. Ce problème pourrait être minimisé par une optimisation de la fonction d'indice (cf 3.6), en particulier le paramètre α.

- Le choix d'une mise à jour périodique des cartes de densité est peut-être sous-optimal. On pourrait envisager d'utiliser une fenêtre glissante pour les calculer.

Résumé du chapitre

Dans ce chapitre, nous avons étudié la question du routage dans les AANET. Après avoir présenté les spécificités de ces derniers, nous avons analysé quelques caractéristiques des algorithmes de routage. Nous avons ensuite décrit le concept de routage par trajectoire, et les intérêts qu'il peut avoir pour un AANET.

Comme la littérature ne décrit pas d'algorithme pour calculer des geopath adaptés aux AANET, nous avons proposé notre propre méthode. Celle-ci se base sur une estimation de la densité d'avions et sur l'utilisation de géodésiques. Ces géodésiques, qui sont ensuite utilisées en tant que geopath, sont conçues pour être "attirées" par les zones où la densité d'avions est élevée. Cette méthode fournit aussi un critère pour choisir une passerelle vers un réseau au sol lorsque plusieurs stations sol sont disponibles.

Nous avons ensuite décrit NoDe-TBR, notre proposition de protocole de routage qui exploite cette méthode de calcul de densité et ces géodésiques. En particulier, nous proposons que chaque avion diffuse des estimations de trajectoires à tous les nœuds du réseau, ce qui permet à ces derniers non seulement de construire une carte de densité, mais aussi de connaître la position des différents nœuds.

Pour choisir une méthode de forwarding adaptée aux AANET, nous avons simulé les performances de six d'entre elles sur des topologies issues de traces d'avions réelles. L'approche que nous proposons, ADR, présente les meilleures performances en terme de joignabilité.

Enfin, nous avons comparé les performances de NoDe-TBR avec celles de trois algorithmes de routage de référence. Notre algorithme de routage s'est avéré le plus performant pour les trois métriques étudiées (délai, joignabilité, débit du trafic de signalisation généré).

Les différentes évaluations que nous avons effectuées dans ce chapitre ont cependant été réalisées avec un modèle de couche d'accès idéale. Dans le chapitre suivant, nous évaluerons simultanément les performances du NoDe-TBR et de RP-CDMA présenté au chapitre précédent.

Chapitre 4

Évaluation des performances sur la base d'applications réalistes

Sommaire

4.1 Description des modèles et scénarios 118

4.2 Sauvegarde des boîtes noires 119

4.2.1 Modélisation du trafic applicatif 120

4.2.2 Résultats 120

4.2.3 Discussion 124

4.3 Applications du COCR 126

4.3.1 Modélisation du trafic 126

4.3.2 Résultats 127

4.3.3 Discussion 131

Résumé du chapitre 133

Introduction

Dans les chapitres précédents, nous avons présenté et évalué une méthode d'accès au canal et un algorithme de routage pour les AANET. Les évaluations des performances de ces deux propositions ont été menées indépendamment l'une de l'autre.

Dans ce chapitre, nous présentons les résultats d'une évaluation des performances de l'architecture complète, c'est-à-dire en utilisant le RP-CDMA en tant que méthode d'accès et le NoDe-TBR en tant qu'algorithme de routage.

Cette étude est conduite avec deux types de trafic de données réalistes : un trafic purement air→sol (sauvegarde des boites noires) et un trafic bidirectionnel (pool d'applications du COCR). Nous avons choisi ces deux exemples d'applications car leurs différentes caractéristiques (taille des messages, fréquence d'envoi, destinataires...) sont bien définies, contrairement aux applications pair à pair que nous évoquons dans la section 1.1.4.

4.1 Description des modèles et scénarios

Les modèles que nous utilisons dans ce chapitre réutilisent les résultats des chapitres précédents.

Notre modèle de mobilité rejoue des trajectoires d'avions pour simuler le déplacement des avions. Nous avons focalisé notre étude sur le cas des NAT (décrit dans la section 1.2.2). Afin d'optimiser les temps de simulation, nous avons réalisé nos simulations dans 3 conditions différentes :

- Nombre d'avions faible : créneau 21h-22h des journées avec un nombre de vols minimal.
- Nombre d'avions intermédiaire : créneau 8h-9h des journées avec un nombre

Charge d'avion	IAC moyen	intervalle de confiance (95%)
Faible	102	±13
Intermédiaire	315	±30
Élevée	567	±24

TABLEAU 4.1 – Nombre moyen d'avions pour chaque scénario.

de vols médian.

- Nombre d'avions élevé : créneau 4h-5h des journées avec un nombre de vols maximal.

Le choix de ces scénarios nous permet de couvrir les deux extrêmes (nombre d'avions minimal et nombre d'avions maximal) ainsi qu'une situation intermédiaire. Le nombre d'avions moyen pour chacun de ces scénarios est représenté dans le tableau 4.1.

Le modèle du RP-CDMA utilisé dans ce chapitre correspond à la version améliorée par l'agrégation et la p-persistance, appelée "agg. pp." dans la sous-section 2.5.1. Les paramètres utilisés dans ce modèle sont identiques à ceux décrits dans la table 2.5.

L'algorithme de routage utilisé est le NoDe-TBR décrit dans la section 3.4, avec la méthode de forwarding ADR définie dans la sous-section 3.4.3.

4.2 Sauvegarde des boîtes noires

La première application pour laquelle nous avons évalué notre AANET consiste en une transmission automatique périodique des données de vol, décrite dans la sous-section 1.1.4.

4.2.1 Modélisation du trafic applicatif

La transmission des paramètres de vol est modélisée par l'émission périodique de messages applicatifs encapsulés dans des datagrammes UDP en direction des stations sol. Ces messages sont envoyés toutes les secondes, leur taille étant de 9 octets, 96 octets ou 1536 octets selon le scénario. Ces messages sont acquittés lors de leur réception par une station sol.

Pour cette application, nous avons fait le choix de ne pas retransmettre les paquets qui n'auraient pas été acquittés car le timer de retransmission aurait dû être supérieur à la période d'envoi des paquets (cf figure 4.2b et discussion associée). Nous privilégions ainsi la transmission de données à jour.

Le mécanisme d'acquittement a été conservé même en l'absence de retransmissions afin d'informer les avions du succès de leurs transmissions. En l'absence d'acquittement, ces derniers peuvent détecter une perte de joignabilité et décider d'utiliser d'autres méthodes pour sauvegarder à distance les données des enregistreurs de vol. On peut par exemple imaginer une sauvegarde distribuée parmi les avions voisins, ou l'utilisation d'un lien satellite. Ces acquittements sont de plus utilisés pour mesurer la joignabilité.

4.2.2 Résultats

Les résultats des simulations sont donnés dans les figures ci-dessous. Dans tout ce chapitre, nous ferons la distinction entre des mesures de bout en bout prises au niveau applicatif et les mesures à un saut (ou point à point) prises au niveau de la couche liaison de données.

La figure 4.1 représente la joignabilité normalisée. On peut distinguer deux types de comportements : pour un nombre d'avions intermédiaire à élevé, la joignabilité normalisée est élevée lorsque la taille des messages générés est faible

(proche de 90% pour 9 et 96 octets), et diminue beaucoup lorsque la taille des messages augmente. Pour un nombre d'avions faible, la joignabilité normalisée est plus faible pour des petits messages applicatifs (72% pour 9 et 96 octets), mais la diminution est plus faible lorsque des paquets de grande taille sont générés (52% pour 1536 octets).

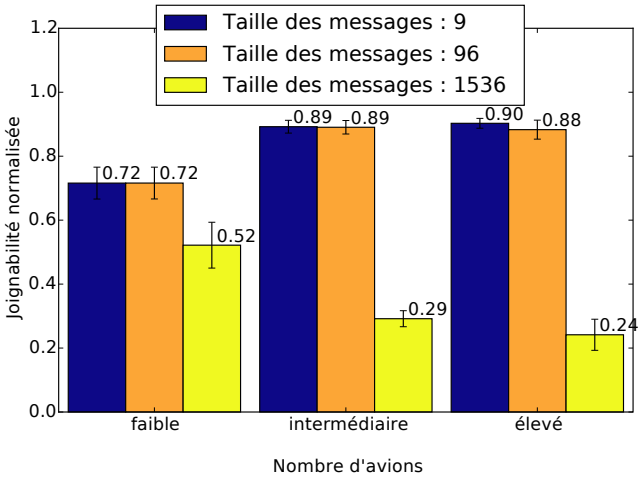
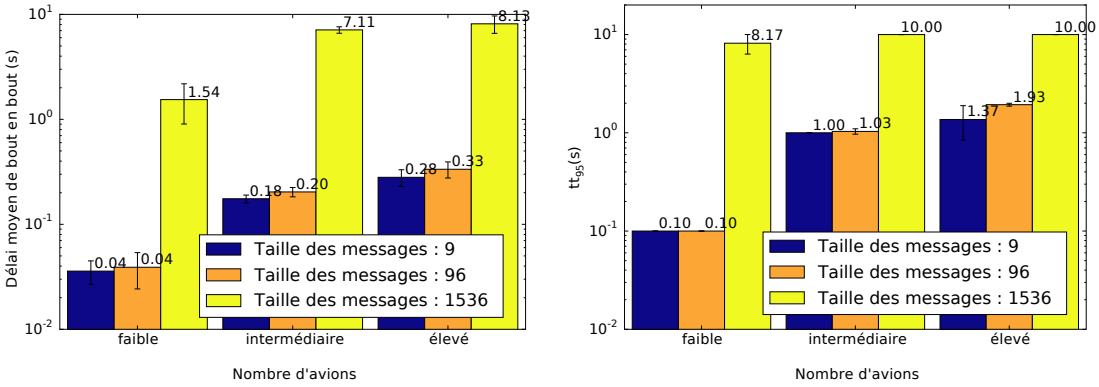


FIGURE 4.1 – Joignabilité normalisée

Le délai de bout en bout est représenté dans les figures 4.2a et 4.2b. On constate que le délai augmente lorsque le nombre d'avions augmente et lorsque la taille des messages augmente.

La figure 4.3 décrit l'évolution du taux de messages acquittés de bout en bout. Ce taux diminue lorsque la taille des messages augmente, mais reste supérieur à 95%. Il faut souligner que cette métrique ne prend en compte que les messages qui ont été générés lorsque l'émetteur était considéré joignable.

La longueur (exprimée en nombre de sauts) des chemins effectivement utilisés est représentée par les figures 4.4a (valeur moyenne) et 4.4b ($95^{\text{ème}}$ centile). On retrouve ici une séparation en deux groupes comme dans la figure 4.1 : le scénario avec un nombre d'avions faible produit des chemins plus courts que les scénarios



(a) Moyenne (b) tt_{95}

FIGURE 4.2 – Délai de bout en bout.

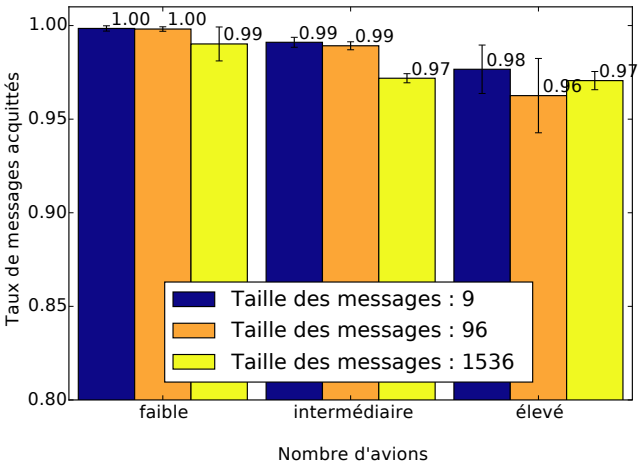
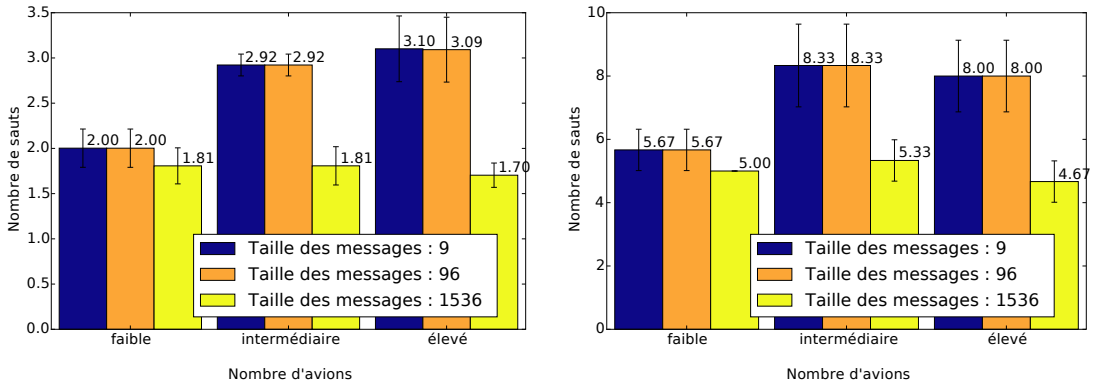


FIGURE 4.3 – Taux des messages acquittés (de bout en bout) pour les nœuds joignables.

avec un nombre d'avions intermédiaire ou élevé.

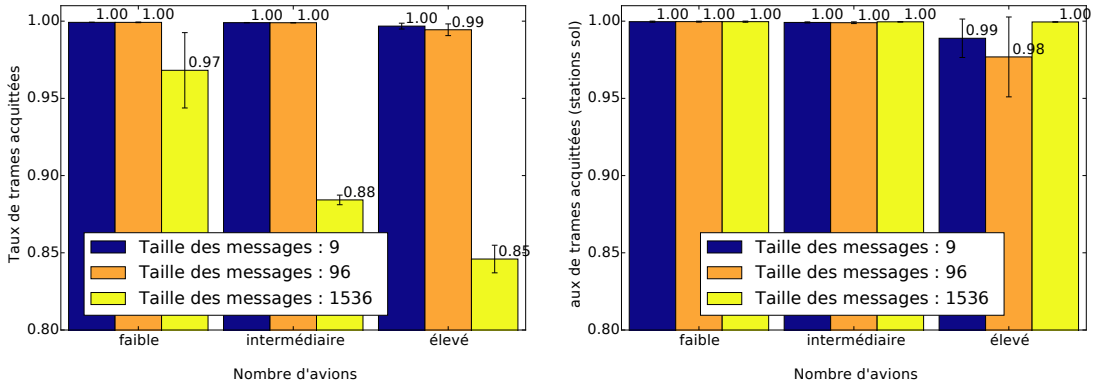
La figure 4.5a représente le taux de trames acquittées au niveau de la couche de liaison. Il faut noter que, contrairement à la figure 4.3, toutes les trames sont prises en compte. Lorsque la charge générée est faible (taille des messages de 9 et 96 octets), les couches d'accès atteignent un taux de trames acquittées de 100% pour les scénarios avec un nombre d'avions faible ou intermédiaire, et 99,6% pour un nombre d'avions élevé (fig. 4.5a). Pour des messages de 1536 octets, ce taux



(a) Moyenne (b) 95ème centile

FIGURE 4.4 – Longueur des chemins.

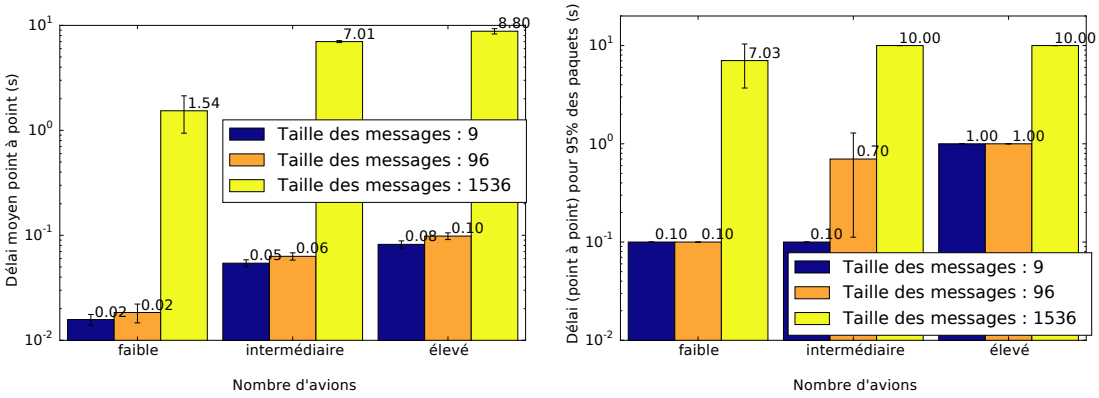
chute respectivement à 96,8%, 88,4% et 84,5%. La figure 4.5b représente quant à elle le taux de transmission avec succès mesuré uniquement pour les stations sol, qui ne présente pas une chute aussi importante pour des tailles de paquets de 1536 octets.



(a) Global (b) Stations sol uniquement

FIGURE 4.5 – Taux de trames acquittées (à un saut)

Le délai à un saut est représenté dans les figures 4.6a (moyenne) et 4.6b (95ème centile). On constate aussi que le délai augmente lorsque le nombre d'avion augmente et lorsque la taille des messages augmente.



(a) Moyenne

(b) 95ème centile

FIGURE 4.6 – Délai à un saut

4.2.3 Discussion

Deux facteurs permettent d'expliquer le comportement de la joignabilité normalisée (fig. 4.1). Tout d'abord, le taux de trames acquittées est quasiment de 100% pour des tailles de messages applicatifs de 9 et 96 octets (fig. 4.5a). Dans ce cas, la joignabilité dépend principalement du comportement de l'algorithme de routage. Le fait que le calcul des geopath ne garantit pas l'existence d'un chemin vers la destination explique que la joignabilité n'atteigne pas 100%, comme nous l'avons identifié dans la section 3.6.4. Le nombre de relais potentiels diminuant avec le nombre d'avions présents dans le réseau, le fonctionnement opportuniste du NoDe-TBR est moins efficace dans le scénario avec un nombre d'avions faible, qui présente par conséquent la joignabilité la plus faible.

Ensuite, pour une taille de paquets de 1536 octets, la diminution du taux de trames acquittées au niveau liaison (fig 4.5a) explique la diminution de la joignabilité par rapport aux cas précédents. Les figures 4.4a et 4.4b nous indiquent que cette diminution impacte surtout les nœuds éloignés des stations sol (nombre de sauts plus élevé). En effet, chaque saut présentant une probabilité de perte, les paquets devant parcourir un nombre de sauts élevé ont plus de chances d'être perdus.

Le taux de perte plus élevé observé pour les simulations avec un grand nombre d'avions s'explique par le fait que le volume de données généré dans le réseau est plus grand, la charge observée par les couches d'accès est donc plus élevée. On peut noter que la taille des messages générés (1536 octets, soit 12288 bits) dépasse la longueur optimale de la partie de données d'une trame RP-CDMA que nous avons déterminée précédemment (9000 bits). Une solution pour contourner ce problème pourrait être de fragmenter les paquets avant de les encapsuler. Le taux de transmission avec succès des stations sol (fig. 4.5b) reste quant à lui très élevé. Cela est dû au fait que le trafic généré par les stations sol n'est composé que des acquittements de niveau applicatif de petite taille (4 octets).

Le comportement du délai de bout en bout (fig. 4.2a et 4.2b) peut être expliqué par deux facteurs. En premier lieu, la longueur des routes (fig 4.4a et 4.4b) a une forte influence sur le délai total : chaque saut ajoute un délai au paquet transmis. Ensuite, le délai mesuré pour chaque saut (fig. 4.6a et 4.6b) dépend du nombre de nœuds dans le réseau et de la taille des messages. Plus il y a de nœuds, plus la charge des nœuds intermédiaires augmente et plus les délais dus aux files d'attente et à l'accès aléatoire au canal augmentent. De plus, une taille de messages trop grande par rapport à la longueur de trame optimale diminue l'efficacité du RP-CDMA et augmente le délai à cause des retransmissions.

Le délai de bout en bout peut servir à dimensionner le timer de retransmission pour les messages applicatifs. En particulier, il doit être supérieur à la majorité des délais aller-retour afin de pas retransmettre un message retardé et surcharger ainsi le réseau inutilement. Le tt_{95} est une métrique intéressante pour effectuer ce dimensionnement. La figure 4.2b nous indique ainsi que, pour des messages applicatifs de petite taille, il faut sélectionner un timer de retransmission de l'ordre de 3 secondes.

Malgré les variations observées dans la joignabilité, le taux de messages ac-

quittés lorsque les avions se considèrent joignables reste supérieur à 95%. Cela nous permet de considérer que la métrique de joignabilité, telle que nous l'avons utilisée, permet aux appareils de déterminer s'ils peuvent joindre le sol avec une bonne fiabilité. S'ils ne se considèrent pas joignables via le réseau ad hoc, alors ils peuvent utiliser un autre système de communication que les AANET.

Hormis dans les cas extrêmes (faible nombre d'avions et grande taille des messages générés), les performances de notre architecture sont intéressantes pour cette application : joignabilité normalisée de 90% et délai moyen de 200 ms. La joignabilité est un critère pertinent pour décider d'utiliser l'AANET ou un moyen complémentaire pour transmettre les données, y compris lorsque le nombre d'avions présents dans le réseau est faible.

4.3 Applications du COCR

Nous étudions dans cette section un ensemble d'applications, définies dans le document COCR [EtFAAF06], qui génère du trafic sol→air ainsi que du trafic downlink air→sol. Cela correspond à diverses applications liées au contrôle aérien (cf 1.1.4).

4.3.1 Modélisation du trafic

Les messages applicatifs sont modélisés par des paquets UDP générés soit par les avions à destination d'une station sol, soit par les stations sol à destination des avions. L'avion utilise le NoDe-TBR pour sélectionner la station sol qu'il utilise comme destination. Une station sol ne génère quant à elle du trafic à destination d'un avion particulier que lorsqu'elle reçoit des données en provenance de cet avion. Le trafic air→sol sert ainsi à détecter, au niveau des stations sol, quels avions sont joignables. Ce mode de fonctionnement est similaire à celui de la VDL2 dans lequel les avions doivent s'associer avec une station sol avant d'échanger des données avec

cette dernière. Cela évite de charger le réseau avec des messages qui ne pourraient pas atteindre leur destination, par exemple dans le cas d'un avion qui ne serait pas joignable à cause de la topologie du réseau. Cela résout de plus le problème du choix de la station sol dans le sens sol→air (cf sous-section 3.1.3).

Un système d'acquittements et retransmissions a été mis en place afin de fiabiliser les transmissions. Il consiste en un simple timer, déclenché lors de l'envoi d'un message. Le message est retransmis à l'expiration de ce timer si aucun acquittement n'a été reçu. Au bout d'un certain nombre de tentatives, l'envoi du message est abandonné. La durée de ce timer est fixée à 3 secondes, c'est-à-dire environ 2 fois le tt_{95} obtenu dans des conditions où la joignabilité est satisfaisante. Nous avons fait le choix de ne pas utiliser de protocole de contrôle de flux évolué (tels que ceux utilisés dans TCP) afin de ne pas ajouter une problématique supplémentaire dans l'exploitation des résultats de la simulation.

Les paramètres utilisés pour générer les messages (taille, période d'envoi, nombre) sont issues de [EtFAAF06]. Dans les simulations présentées ici, nous utilisons les paramètres spécifiés pour les applications unicast dans le domaine de vol ORP. Nous avons utilisé les données spécifiées pour la phase 2 du déploiement des communications *datalink*. Dans cette phase prévue par le COCR, les transmissions numériques deviennent le moyen de communication primaire pour le contrôle aérien devant les communications vocales analogiques.

4.3.2 Résultats

Les résultats des simulations sont donnés dans les figures ci-dessous pour les trois scénarios (nombre d'avions faible, intermédiaire, élevé).

La figure 4.7 représente la joignabilité normalisée. On peut constater que, dans le scénario avec un nombre d'avion faible, la joignabilité normalisée est similaire à celle obtenue dans la section précédente pour des messages générés de petite

taille. Nous obtenons une valeur légèrement plus faible pour les autres scénarios par rapport à l'application "boîte noire".

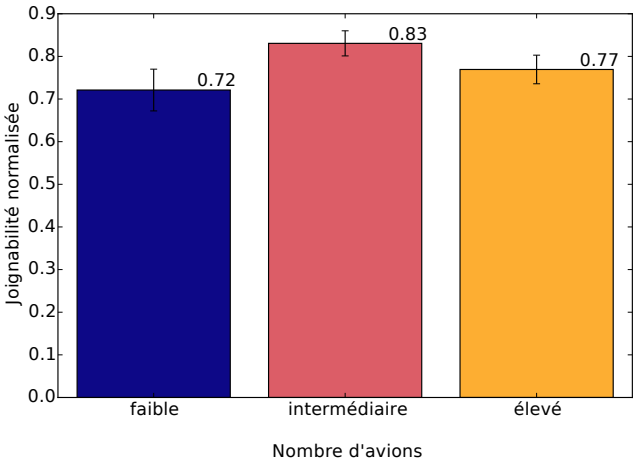
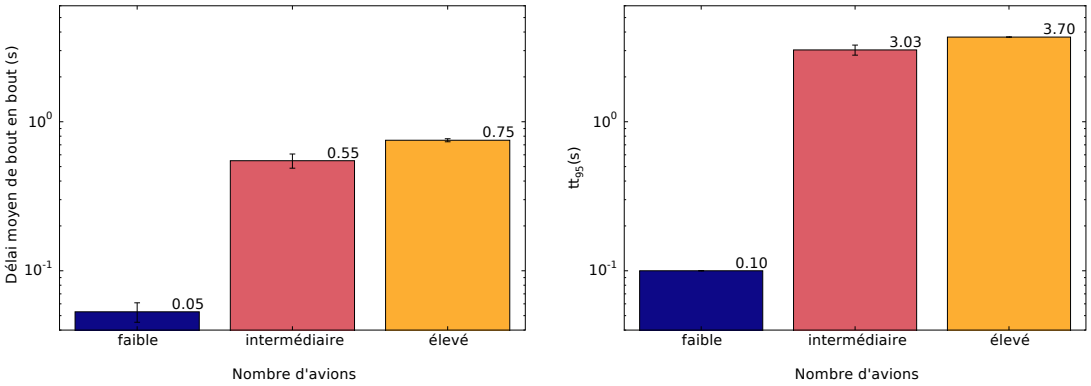


FIGURE 4.7 – Joignabilité normalisée

Le délai de bout en bout est représenté dans les figures 4.8a et 4.8b. Dans le cas peu chargé, le délai moyen est de 0,05 s et le tt_{95} de 0,10 s. Il y a un écart assez significatif avec les scénarios comportant un nombre intermédiaire et un nombre élevé d'avions, pour lesquels les délais moyens sont respectivement de 0,55 s et 0,75 s, et les tt_{95} valent respectivement 3,03 s et 3,70 s.

La figure 4.9 décrit l'évolution du taux de message acquittés de bout en bout. Comme précédemment, cette métrique ne prend en compte que les messages qui ont été générés lorsque l'émetteur était considéré joignable.

Le taux de trames acquittées au niveau de la couche liaison est représenté dans la figure 4.10a. On constate une différence significative entre le scénario avec peu d'avions et les autres, en particulier sur la mesure effectuée uniquement avec les stations sol (fig. 4.10b). On observe la même catégorisation dans les figures 4.11a et 4.11b, qui représentent le délai à un saut.



(a) Moyenne (b) tt_{95}

FIGURE 4.8 – Délai de bout en bout.

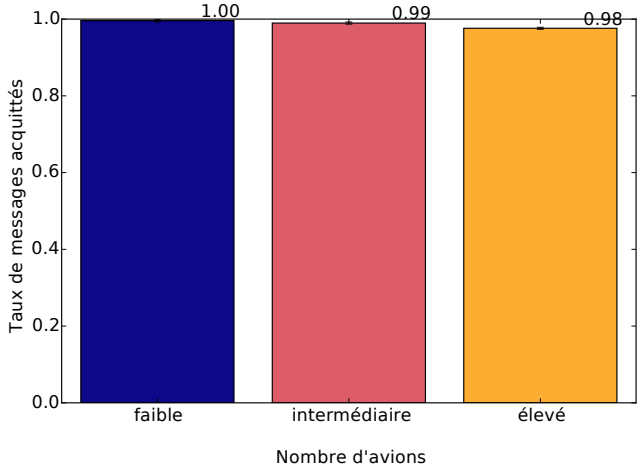
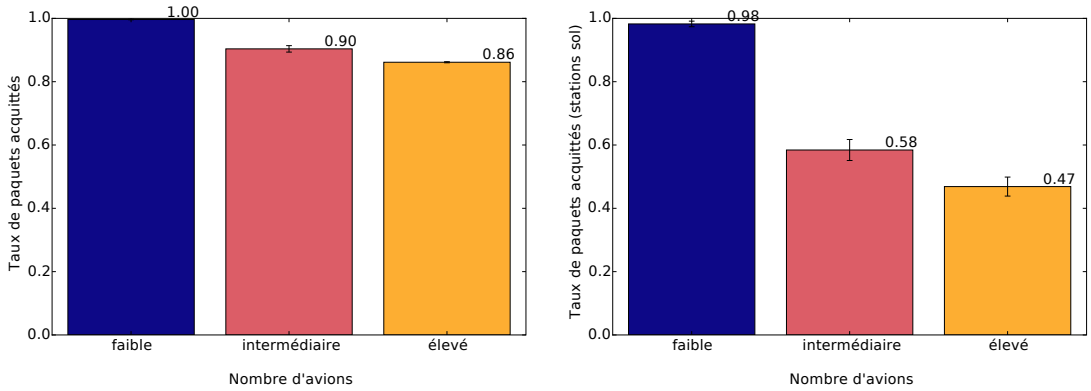
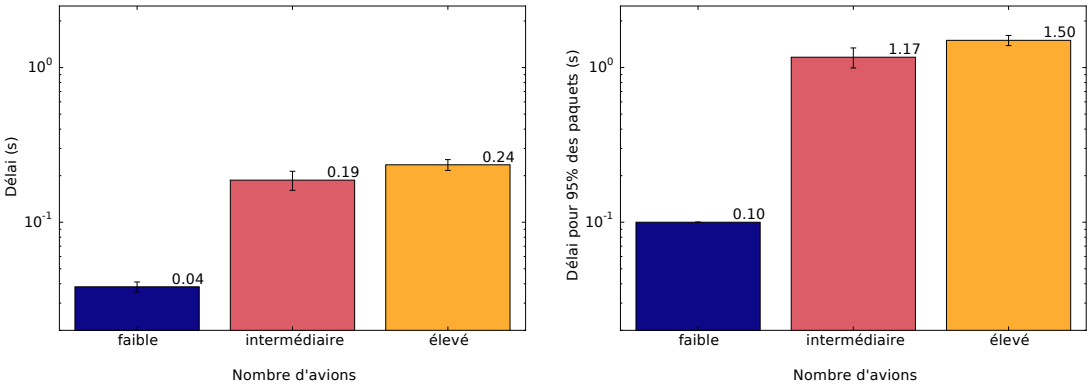


FIGURE 4.9 – Taux des messages acquittés (de bout en bout) pour les nœuds joignables.



(a) Global (b) Stations sol uniquement

FIGURE 4.10 – Taux de trames acquittées (à un saut)



(a) Moyenne (b) 95$^{\text{ème}}$ centile

FIGURE 4.11 – Délai à un saut

4.3.3 Discussion

La différence principale entre l'application que nous utilisons dans cette section et celle étudiée dans la section 4.2 réside dans le fait que les stations sols génèrent un trafic applicatif, par opposition à de simples acquittements.

L'effet de cette différence n'est pas visible dans le cas du scénario avec peu d'avions. Les performances du système en terme de délai et joignabilité sont similaires à celles obtenues dans la section 4.2. Les métriques de la couche liaison de données (taux de trames acquittées élevé, délai faible) nous indiquent que, dans ce scénario, les couches d'accès ne sont pas saturées, y compris pour les stations sol.

En revanche, pour les scénarios avec un nombre d'avions intermédiaire et élevé, on observe une différence avec l'expérience précédente, en particulier au niveau des stations sol. Comme ces dernières génèrent directement un trafic de données, la charge du canal dans leur voisinage direct est plus élevée. Cela se traduit dans la couche liaison de données par un délai plus élevé un taux de paquets acquittés plus faible. Ceci est illustré dans les figures 4.10a et 4.10b : on observe que le taux de transmission des stations avec succès est significativement plus faible que la moyenne globale. Cette charge du niveau 2 a des conséquences sur les métriques de niveau 3, en particulier sur le délai et sur la joignabilité.

Malgré les différences observées entre les scénarios pour les autres métriques, le taux de messages acquittés de bout en bout pour les avions joignables (fig. 4.9) est élevé dans toutes les situations évaluées. La joignabilité peut donc être considérée comme un critère fiable pour que les avions évaluent leur capacité à joindre le sol via le réseau ad hoc.

De plus, les délais observés sont compatibles avec les applications sélectionnées. En effet, l'exigence en terme de tt_{95} est supérieure ou égale à 5,9 s pour 90% des applications spécifiées en zone ORP.

Pour les scénarios avec un nombre intermédiaire et élevé de nœuds, le facteur

limitant semble être la capacité des couches d'accès des stations sol. Cela n'est guère étonnant car elles sont simultanément la source de tout le trafic uplink et la destination de tout le trafic downlink. Afin de diminuer l'influence ce goulet d'étranglement, on peut envisager d'utiliser des technologies de liaison de données de type cellulaire telles que le LDACS pour le premier saut (sol↔air). Cela permettrait d'optimiser la capacité des liens les plus contraints du réseau en s'affranchissant des problématiques "ad hoc" pour ceux-ci.

Résumé du chapitre

Dans ce chapitre, nous avons étudié les performances de l'architecture RP-CDMA + NoDe-TBR dans des conditions réalistes, en l'appliquant à deux types de trafic applicatif.

La première application, une sauvegarde périodique des données des enregistreurs de vol, génère un trafic de données uniquement downlink. Nous avons montré que le nombre d'avions présents dans la simulation et la taille des paquets générés avaient une forte influence sur les performances, en particulier sur la joignabilité normalisée. Pour des tailles de messages applicatifs générés faibles, le nombre d'avions dans le réseau est le principal facteur limitant en termes de joignabilité. Pour des messages de grande taille, le principal facteur limitant devient la performance des couches d'accès. Dans tous les cas, la joignabilité mesurée par les avions est une métrique pertinente pour décider si le réseau AANET peut être utilisé pour transmettre les données.

La seconde expérience a été menée avec un ensemble d'applications du domaine du trafic aérien, qui est constitué d'échanges uplink et downlink. Dans les scénarios avec un nombre d'avions intermédiaire et élevé, les performances du système sont limitées par la capacité de la couche de liaison au niveau des stations sol car c'est à cet endroit que se concentre le trafic applicatif. Malgré cela, la joignabilité est supérieure à 75% dans tous les avec un nombre d'avions intermédiaire et élevé, et les délais de bout en bout sont compatibles avec les applications envisagées.

L'architecture que nous proposons pour les AANET permet de répondre aux besoins de l'application de sauvegarde des enregistreurs de vol pour deux des trois tailles de messages spécifiées par le BEA, ainsi que pour les applications spécifiées par Eurocontrol dans le COCR pour le domaine de vol ORP qui couvre

les zones océaniques. Nous avons identifié les principaux facteurs limitant les performances afin que ceux-ci puissent être résolus dans de futures études.

Chapitre 5

Conclusions

Sommaire

5.1 Contributions de la thèse 136

5.1.1 Méthode d'accès au canal : RP-CDMA 136

5.1.2 Routage par trajectoire : NoDe-TBR 138

5.1.3 Évaluation des performances avec des applications réalistes 139

5.2 Perspectives 140

5.2.1 Méthodes d'accès hétérogènes 140

5.2.2 Routage par trajectoire 141

5.2.3 Couche de transport 142

5.2.4 Applications d'avion à avion 142

Nous présentons dans ce chapitre nos conclusions quant aux travaux menés au cours de cette thèse. Après une première partie consacrée à un résumé des contributions que nous avons apportées, nous décrivons des idées qui pourront être explorées pour prolonger les travaux accomplis dans cette thèse.

5.1 Contributions de la thèse

Après une description des communications dans l'aviation civile et des systèmes utilisés pour les mettre en œuvre, nous avons décrit le concept des AANET et les spécificités qui y sont associées. Nous avons aussi présenté des applications qui peuvent bénéficier de la mise en œuvre des AANET et les NAT, un espace aérien océanique que nous avons utilisé pour évaluer les performances de nos contributions.

L'objectif de cette thèse était de proposer des solutions aux problématiques de la gestion de l'accès au canal et du routage dans les AANET. Nous résumons ici les contributions que nous avons apportées à ces deux domaines ainsi que l'évaluation des performances dans un contexte de trafic aérien océanique.

5.1.1 Méthode d'accès au canal : RP-CDMA

La couche physique et le principe d'un accès CDMA ont été définis dans une thèse précédente afin de permettre des transmissions concurrentes dans les AANET. Cependant, aucune méthode d'attribution dynamique des codes n'a été spécifiée pour ce type de réseaux.

Nous avons tout d'abord analysé l'adéquation entre les propriétés des algorithmes de distribution de codes avec les spécificités des AANET. Après avoir étudié plusieurs propositions de la littérature, nous avons finalement identifié le RP-CDMA en tant que méthode d'attribution des codes pertinente pour les ré-

seaux ad hoc aéronautiques.

Dans le RP-CDMA, le code d'étalement utilisé pour transmettre une trame donnée est choisi par l'émetteur, au hasard parmi une liste. L'identifiant de ce code est transmis dans un header. Ce header est étalé avec un code spécifique, créant ainsi un canal de signalisation virtuel. Les différents codes utilisés pour transmettre les données définissent autant de canaux "de données" virtuels.

Afin d'améliorer les performances du RP-CDMA, notamment dans le contexte considéré dans cette thèse, nous avons proposé les modifications suivantes :

- Une politique d'agrégation des trames courtes. Le but recherché est de diminuer la charge du canal de signalisation du RP-CDMA, en minimisant ainsi la proportion d'en-têtes de niveau 2 émise sur les canaux. Un compromis doit être fait sur L_d, la taille maximale de la partie de données obtenue après agrégation.

- L'utilisation d'un CSMA p-persistant en tant que méthode d'accès à la place d'un *random backoff*. L'agressivité du CSMA p-persistant rend cette méthode plus avantageuse.

Les différents paramètres pilotant le comportement du RP-CDMA ont été optimisés par simulation dans un scénario reproduisant l'environnement d'une station sol dans un AANET.

Les performances du RP-CDMA ainsi modifié ont ensuite été évaluées comparativement à la version présentée dans la littérature. Nous avons ainsi mis en évidence que les modifications que nous proposons permettent de multiplier par 3,3 la charge maximale transmissible sans pertes dans le scénario "cellulaire" utilisé pour l'optimisation. Dans un scénario rejouant des trajectoires réelles d'avions, nous avons montré que le RP-CDMA modifié multiplie par 4 la joignabilité normalisée par rapport à la version de ce protocole proposée dans la littérature.

5.1.2 Routage par trajectoire : NoDe-TBR

Après avoir étudié les caractéristiques des AANET et leur spécificités, notamment par rapport à d'autres classes de MANET, nous avons sélectionné le concept de routage par trajectoire (TBR) pour concevoir un algorithme de routage innovant.

Dans le concept TBR, les paquets sont transmis en suivant des chemins géographiques (geopath). Nous avons décrit en détail ce concept, ses avantages et les nouveaux modes de diffusion qu'il permet. Nous avons identifié deux processus indispensables au fonctionnement d'un algorithme TBR :

- Le calcul des geopath ;
- Le forwarding de nœud en nœud de manière à suivre ces geopath.

La littérature propose un certain nombre de méthodes de forwarding, mais nous n'y avons trouvé aucune méthode de calcul de geopath adaptée à des MANET présentant les propriétés des AANET.

Pour combler ce déficit, nous avons défini une méthode de calcul de ces geopath. Notre proposition repose sur le fait que, dans un réseau ad hoc, plus la densité de nœuds est élevée, plus la probabilité de trouver des nœuds relais pour atteindre la destination est élevée. Nous avons donc défini les geopath en tant que géodésiques dont le calcul prend en compte la densité effective d'avions dans les zones géographiques traversées.

Nous avons conçu NoDe-TBR, un algorithme de routage qui exploite cette méthode pour acheminer des paquets de bout en bout dans le réseau. En particulier, nous avons spécifié la signalisation nécessaire pour le calcul des cartes de densité utilisées dans la définition des geopath. Cette signalisation consiste en des prédictions faites par les avions sur leur propre trajectoire et diffusées à l'ensemble du réseau.

Nous avons évalué les performances de plusieurs méthodes de forwarding par simulation. Dans le scénario de simulation utilisé pour faire cette évaluation, nous avons utilisé une méthode d'accès idéale. La mobilité des nœuds a été simulée en rejouant des trajectoires réelles en zone océanique (couloirs aériens transatlantiques). Cette expérience a mis en évidence que la méthode de forwarding que nous proposons présente les meilleures performances en terme de joignabilité tout en étant peu complexe.

Nous avons ensuite évalué, dans les mêmes conditions, les performances de NoDe-TBR comparativement à trois algorithmes de routage de référence. Ces simulations nous ont permis de mettre en évidence que NoDe-TBR offre de meilleurs résultats que les algorithmes de routage de référence en terme de joignabilité normalisée et de délai d'acheminement. De plus, le volume du trafic de signalisation généré par NoDe-TBR est entre 14 et 170 fois plus faible que celui généré par les algorithmes de référence.

5.1.3 Évaluation des performances avec des applications réalistes

Après des évaluations indépendantes du RP-CDMA et du NoDe-TBR, nous avons effectué une évaluation du comportement d'un AANET utilisant simultanément ces deux protocoles.

Dans le premier scénario, nous avons simulé un trafic applicatif correspondant à une sauvegarde à distance des "boîtes noires". Dans ce cas, les données applicatives sont transmises uniquement dans le sens air→sol. Ces simulations ont montré l'importance du nombre d'avions dans les performances de l'algorithme de routage. Elles nous ont permis de mettre en évidence que, dans des conditions adéquates en terme de densité d'avion et de taille des trames, l'architecture basée sur le RP-CDMA et NoDe-TBR permet d'atteindre une joignabilité normalisée de 90% et

un délai moyen de 200 ms.

Dans le second scénario, nous avons reproduit le trafic d'un ensemble d'applications du domaine du contrôle aérien. Les données applicatives étaient générées les deux sens air→sol et sol→air. Dans cette situation, nous avons mis en évidence les limites du RP-CDMA au niveau des station sol, ces dernières étant soit la source, soit la destination de tout le trafic applicatif généré.

5.2 Perspectives

Nos travaux ont permis d'apporter des solutions aux problématiques de couches d'accès et de routage dans les AANET. Au cours de cette thèse, nous avons de plus identifié ou mis en évidence d'autres problématiques et axes de recherche, que nous détaillons dans cette section.

5.2.1 Méthodes d'accès hétérogènes

L'évaluation des performances avec un trafic applicatif bidirectionnel (section 4.3) a mis en évidence le fait que les stations sol sont un goulet d'étranglement pour la transmission du trafic applicatif. En particulier, leurs couches d'accès présentent un taux de pertes élevé.

Une approche pour résoudre ce problème consiste à utiliser une méthode de transmission particulière pour les communications avec les stations sol. On peut par exemple envisager l'utilisation de deux fréquences différentes, une pour les liens air↔air, une autre pour les liens air↔sol. Une autre approche consiste à utiliser une technologie cellulaire telle que le LDACS pour les liens air↔sol et le RP-CDMA pour les liens air↔air.

Cette hétérogénéité permet aussi d'envisager l'utilisation des AANET pour des applications air↔sol en utilisant l'infrastructure de stations sol déjà en place pour

les espaces aériens continentaux (réseaux cellulaires).

5.2.2 Routage par trajectoire

L'algorithme NoDe-TBR que nous avons conçu dans cette thèse constitue, à notre connaissance, la première proposition de routage de type TBR pour les AANET et d'autres MANET présentant des caractéristiques similaires. En particulier, la méthode de calcul des geopath basée sur la densité locale de nœuds est novatrice.

Nous pouvons cependant déjà envisager d'améliorer certains aspects du comportement du protocole. Par exemple, on pourrait répartir la charge dans le réseau de différente manières :

- Au niveau de la stratégie de forwarding, en prenant en compte la charge des relais.
- Au niveau du calcul des geopath, en "étalant" aléatoirement ces derniers autour des géodésiques que nous avons définies dans ce mémoire. Cela permet de répartir le trafic issu d'un nœud sur un "ruban" géographique au lieu d'une simple courbe, et ainsi de répartir la charge sur plus de nœuds. La largeur de ce ruban peut être calculée de manière à assurer un minimum de densité le long des geopath.
- Au niveau du calcul des géodésiques, en utilisant une nouvelle métrique qui prend en compte simultanément la densité d'avions et la charge du réseau.

Le TBR permet aussi de nouvelles manières de diffuser des informations, par exemple un broadcast le long d'une courbe particulière. Cela pourra être utilisé pour optimiser certaines applications telles que la transmission d'informations météorologiques. Ces dernières étant mesurées depuis un avion, on peut ainsi les diffuser à tous les appareils qui suivent la même route aérienne.

5.2.3 Couche de transport

Dans cette thèse, nous nous sommes concentrés sur les problématiques des couches de liaison et de routage. Cependant, le comportement de la couche transport est un sujet d'étude important, en particulier pour les flux de données devant être fiabilisés de bout en bout.

Diverses solutions ont été proposées pour adapter TCP (Transmission Control Protocol) aux réseaux ad hoc. Par exemple, les auteurs de [CJGY13] proposent de passer d'un contrôle de congestion de bout en bout à un contrôle de congestion de point à point en utilisant des optimisations *cross-layer*. Une autre approche appelée *TCP coding* consiste à ajouter de la redondance dans les segments transmis par TCP afin de compenser les pertes dues aux transmissions sans fil.

5.2.4 Applications d'avion à avion

Lors de notre évaluation de l'architecture complète (chapitre 4), nous n'avons utilisé que des applications air↔sol car le profil de trafic des applications air↔air que nous avons identifiées n'est pas clairement défini. Il sera très intéressant d'évaluer les performances d'un AANET avec ce type de trafic.

Cependant, nous pouvons déjà remarquer une difficulté qui se présentera avec les applications de gestion du trafic aérien. En effet, le modèle de mobilité que nous avons utilisé repose sur le re-jeu de trajectoires d'avion réelles. Or, ces applications ont pour but de modifier en temps réel ces trajectoires afin de résoudre les conflits futurs. Il sera donc nécessaire de développer un nouveau modèle de mobilité pour les AANET qui permette de modifier les trajectoires des avions au cours de la simulation. De tels modèles de mobilité existent déjà pour les VANET, par exemple PLEXE (the Platooning Extension for VEINS) [SJB+14] et le *framework* développé dans [SGD11].

Publications

Conférences internationales avec comité de lecture

- Quentin Vey, Alain Pirovano, José Radzik, and Fabien Garcia. Aeronautical Ad Hoc Network for Civil Aviation. In Nets4 2014, 6th International Workshop, Nets4Cars/Nets4Trains/Nets4Aircraft 2014, volume 8435, pages pp 81–93, Offenburg, Germany, May 2014. Springer

- Quentin Vey, Alain Pirovano, and José Razik. Performance analysis of routing algorithms in AANET with realitstic access layer. In Jaizki Mendizabal, Marion Berbineau, Alexey Vinel, Stephan Pfletschinger, Hervé Bonneville, Alain Pirovano, Simon Plass, Riccardo Scopigno, and Hasnaa Aniss, editors, Communication Technologies for Vehicles, Nets4 2016, 10th International Workshop, Nets4Cars/Nets4Trains/Nets4Aircraft 2016, volume 9669, pages 175–186. Springer International Publishing, 2016

- Q. Vey, S. Puechmorel, A. Pirovano, and J. Radzik. Routing in aeronautical ad-hoc networks. In 2016 IEEE/AIAA 35th Digital Avionics Systems Conference (DASC), pages 1–10, Sept 2016. Publication récompensée par le prix “best of session” et “best of track CNS”

Contribution à un ouvrage collectif

- Fabien Garcia, Alain Pirovano, Mickaël Royer, and Quentin Vey. Aeronautical air-ground data communications: current and future trends. In Michele Fiorini and Jia-Chin Lin, editors, Clean Mobility and Intelligent Transport Systems, Transport, chapter 18, pages 401–418. Institution of Engineering and Technology, http://digital-library.theiet.org/content/books/tr/pbtr001e, 2015

Conférences internationales sans comité de lecture

- Quentin Vey, Alain Pirovano, and José Radzik. Routing protocol assessment for AANETs. In AEGATS '16, Advanced Aircraft Efficiency in a Global Air Transport System, Paris, France, April 2016

Conférences nationales

- Quentin Vey. Access and Routing in Aeronautical Ad-hoc Networks. In 16e Congrès des Doctorants EDSYS (École Doctorale Systèmes), Toulouse, France, May 2015. École Doctorale Systèmes

Bibliographie

[ALB10] N. Ababneh, H. Labiod, and N. Boukhatem. Evaluation of routing protocols for VANETs in urban environments. In Sarnoff Symposium, 2010 IEEE, pages 1–5, April 2010.

[ATE07] ATENAA. ATENAA project : Advanced technologies for networking in aeronautical applications, final report. Technical report, FP6, 2007.

[BBM15] Jean-Louis Brenguier, François Bouttier, and Jean-Marc Moisselin. Les nouveaux services météorologiques pour l'aviation. La météorologie, (91), November 2015.

[BCCM13] Miguel Báguena, Carlos T. Calafate, Juan-Carlos Cano, and Pietro Manzoni. Assessing the impact of obstacle modeling accuracy on IEEE 802.11p based message dissemination. In Proceedings of the Third ACM International Symposium on Design and Analysis of Intelligent Vehicular Networks and Applications, DIVANet '13, pages 123–128, New York, NY, USA, 2013. ACM.

[BCSW98] Stefano Basagni, Imrich Chlamtac, Violet R. Syrotiuk, and Barry A. Woodward. A distance routing effect algorithm for mobility (DREAM). In Proceedings of the 4th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom '98, pages 76–84, New York, NY, USA, 1998. ACM.

[BDLF16] Romaric Breil, Daniel Delahaye, Laurent Lapasset, and Eric Féron. Multi-agent systems for air traffic conflicts resolution by local speed regulation. In 7th International Conference on Research in

Air Transportation (ICRAT 2016), Philadelphie, PA, United States, June 2016. Best Paper Award for Automation track.

[BEA09] BEA. rapport final du goupe de travail recuperation de donnees de vol. Technical, Bureau d'Enquètes et d'Analyses pour la sécurité de l'aviation civile, December 2009.

[Bes13] Frederic Besse. RESEAUX AD HOC AERONAUTIQUES. PhD thesis, ISAE, Toulouse, February 2013.

[BPGR11] F. Besse, A. Pirovano, F. Garcia, and J. Radzik. Interference estimation in an aeronautical ad hoc network. In Digital Avionics Systems Conference (DASC), 2011 IEEE/AIAA 30th, pages 4C6–1–4C6–11, Oct 2011.

[Bü16] K. D. Büchter. Availability of airborne ad-hoc communication network in global air traffic simulation. In 2016 10th International Symposium on Communication Systems, Networks and Digital Signal Processing (CSNDSP), pages 1–4, July 2016.

[CHL10] G. Chaloulos, P. Hokayem, and J. Lygeros. Distributed hierarchical MPC for conflict resolution in air traffic control. In Proceedings of the 2010 American Control Conference, pages 3945–3950, June 2010.

[CJGY13] Yegui Cai, Shengming Jiang, Quansheng Guan, and F. Richard Yu. Decoupling congestion control from TCP (semi-TCP) for multi-hop wireless networks. EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking, 2013(1) :149, 2013.

[CP07] I. Chakeres and C. Perkins. Dynamic MANET on-demand (DYMO) routing. Technical Report draft-ietf- manet-dymo-10, ietf, July 2007.

[CPFdlF05] A. Capone, L. Pizziniaco, I. Filippini, and M.A.G. de la Fuente. A siFT : an efficient method for trajectory based forwarding. In Wireless Communication Systems, 2005. 2nd International Symposium on, pages 135–139, Sept 2005.

[DKS07] Bertrand Ducourthial, Yacine Khaled, and Mohamed Shawky. Conditional transmissions : a communication strategy for highly dynamic vehicular ad hoc networks. IEEE Transactions on Vehicular Communications, 56(6) :3348–3357, November 2007.

[DSG13] R. Dodd, C. Schlegel, and V. Gaudet. DS-CDMA implementation with iterative multiple access interference cancellation. Circuits and Systems I : Regular Papers, IEEE Transactions on, 60(1) :222–231, Jan 2013.

[DYD07] D. Johnson, Y. Hu, and D. Maltz. rfc4728 : Dynamic source routing, February 2007.

[EtFAAF06] EUROCONTROL and the Federal Aviation Administration (FAA). COCR : Communications operating concept and requirements for the future radio system - version 2.0, 2006.

[EUR15] EUROCONTROL. Data demand repository 2. Technical report, 09 2015.

[GPRV15] Fabien Garcia, Alain Pirovano, Mickaël Royer, and Quentin Vey. Aeronautical air-ground data communications : current and future trends. In Michele Fiorini and Jia-Chin Lin, editors, Clean Mobility and Intelligent Transport Systems, Transport, chapter 18, pages

401–418. Institution of Engineering and Technology, http ://digital-library.theiet.org/content/books/tr/pbtr001e, 2015.

[HBH00] Larry Hughes, Omid Banyasad, and Evan Hughes. Cartesian routing. Comput. Netw., 34(3) :455–466, September 2000.

[IEE16] IEEE. IEEE standard for information technology–telecommunications and information exchange between systems local and metropolitan area networks–specific requirements - part 11 : Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications. IEEE Std 802.11-2016 (Revision of IEEE Std 802.11-2012), pages 1–3534, Dec 2016.

[Int05] International Civil Aviation Organisation. ICAO annex 10, November 2005.

[JGG+11] Jaehoon Jeong, Shuo Guo, Yu Gu, Tian He, and D.H.C. Du. Trajectory-based data forwarding for light-traffic vehicular ad hoc networks. Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on, 22(5) :743–757, May 2011.

[JNA08] David Johnson, Ntsibane Ntlatlapa, and Corinna Aichele. A simple pragmatic approach to mesh routing using BATMAN. In 2nd IFIP International Symposium on Wireless Communications and Information Technology in Developing Countries, page pp 10, Pretoria, South Africa, october 2008. CSIR.

[JZ07] Zaihan Jiang and Mengchu Zhou. Spread spectrum MAC protocol with dynamic rate and collision avoidance for mobile ad hoc network. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 56(5) :3149–3158, September 2007.

[KASFB06] R. Kempter, P. Amini, C. Schlegel, and B. Farhang-Boroujeny. On coverage and routing in wireless ad hoc networks. Signal Processing Magazine, IEEE, 23(5) :50–62, Sept 2006.

[Kem06] Kempter. Modeling and evaluation of throughput, stability and coverage of RP-CDMA in wireless networks. PhD thesis, University of Utah, 2006.

[KK00] Brad Karp and H. T. Kung. GPSR : greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom '00, pages 243–254, New York, NY, USA, 2000. ACM.

[KKAB08] K. Karras, T. Kyritsis, M. Amirfeiz, and S. Baiotti. Aeronautical mobile ad hoc networks. In Wireless Conference, 2008. EW 2008. 14th European, pages 1–6, June 2008.

[LAGdlF10] H. Labiod, N. Ababneh, and M. Garcia de la Fuente. An efficient scalable trajectory based forwarding scheme for VANETs. In Advanced Information Networking and Applications (AINA), 2010 24th IEEE International Conference on, pages 600–606, April 2010.

[LNH14] Ke Li, I. Nikolaidis, and J. Harms. On the potential of MPT/MPR wireless networks. In Local Computer Networks (LCN), 2014 IEEE 39th Conference on, pages 46–54, Sept 2014.

[MH12] T. Mortimer and J. Harms. A MAC protocol for multihop RP-CDMA ad hoc wireless networks. In Communications (ICC), 2012 IEEE International Conference on, pages 424–429, June 2012.

[MHAR08] D. Medina, F. Hoffmann, S. Ayaz, and C.-H. Rokitansky. Feasibility of an aeronautical mobile ad hoc network over the north at-

lantic corridor. In Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks, 2008. SECON '08. 5th Annual IEEE Communications Society Conference on, pages 109–116, June 2008.

[MHRR12] D. Medina, F. Hoffmann, F. Rossetto, and C.-H. Rokitansky. A geographic routing strategy for north atlantic in-flight internet access via airborne mesh networking. Networking, IEEE/ACM Transactions on, 20(4) :1231–1244, Aug 2012.

[Mor12] Todd Mortimer. A mac protocol for multihop RP-CDMA ad-hoc wireless networks. Master's thesis, University of Alberta, Edmonton, Fall 2012.

[MS09] Yuhan Moon and Violet R. Syrotiuk. A cooperative CDMA-based multi-channel MAC protocol for mobile ad hoc networks. Comput. Commun., 32(17) :1810–1819, November 2009.

[NN03a] Badri Nath and Dragoş Niculescu. Routing on a curve. SIGCOMM Comput. Commun. Rev., 33(1) :155–160, January 2003.

[NN03b] Dragos Niculescu and Badri Nath. Trajectory based forwarding and its applications. In Proceedings of the 9th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom '03, pages 260–272, New York, NY, USA, 2003. ACM.

[OMN13] OMNeT++. OMNeT++, 2013.

[PBRD03] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das. Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing (RFC3561). RFC 3561, IETF, 2003.

[PGC00] Guangyu Pei, M. Gerla, and Tsu-Wei Chen. Fisheye state routing : a routing scheme for ad hoc wireless networks. In Communications,

2000. ICC 2000. 2000 IEEE International Conference on, volume 1, pages 70–74 vol.1, 2000.

[RD06] Vikas C Raykar and Ramani Duraiswami. Fast optimal bandwidth selection for kernel density estimation. In SDM, pages 524–528. SIAM, 2006.

[RDSM14] O. Rodionova, D. Delahaye, M. Sbihi, and M. Mongeau. Trajectory prediction in north atlantic oceanic airspace by wind networking. In Digital Avionics Systems Conference (DASC), 2014 IEEE/AIAA 33rd, pages 7A3–1–7A3–15, Oct 2014.

[RSS11] P. Rani, N. Sharma, and P.K. Singh. Performance comparison of VANET routing protocols. In Wireless Communications, Networking and Mobile Computing (WiCOM), 2011 7th International Conference on, pages 1–4, Sept 2011.

[RVFM09] Floriano De Rango, Fiore Veltri, Peppino Fazio, and Salvatore Marano. Two-level trajectory-based routing protocol for vehicular ad hoc networks in freeway and manhattan environments. Journal of Networks, 4(9), 2009.

[SC06] Wenzhong Shi and ChuiKwan Cheung. Performance evaluation of line simplification algorithms for vector generalization. The Cartographic Journal, 43(1) :27–44, march 2006.

[Sch07] C. Schlegel. CDMA with partitioned spreading. Communications Letters, IEEE, 11(12) :913–915, December 2007.

[Set95] J. A. Sethian. A fast marching level set method for monotonically advancing fronts. In PROC. NAT. ACAD. SCI, pages 1591–1595, 1995.

[SGD11] C. Sommer, R. German, and F. Dressler. Bidirectionally coupled network and road traffic simulation for improved IVC analysis. IEEE Transactions on Mobile Computing, 10(1) :3–15, Jan 2011.

[SJ06] E. Sakhaee and A. Jamalipour. The global in-flight internet. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 24(9) :1748–1757, Sept 2006.

[SJB+14] M. Segata, S. Joerer, B. Bloessl, C. Sommer, F. Dressler, and R. L. Cigno. Plexe : A platooning extension for veins. In 2014 IEEE Vehicular Networking Conference (VNC), pages 53–60, Dec 2014.

[SJK06] E. Sakhaee, A. Jamalipour, and Nei Kato. Aeronautical ad hoc networks. In IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2006. WCNC 2006., volume 1, pages 246–251, April 2006.

[SKK06] C. Schlegel, R. Kempter, and P. Kota. A novel random wireless packet multiple access method using CDMA. Wireless Communications, IEEE Transactions on, 5(6) :1362–1370, June 2006.

[SL08] X. Sun and X. M. Li. Study of the feasibility of VANET and its routing protocols. In 2008 4th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, pages 1–4, Oct 2008.

[SS06] M. Schnell and S. Scalise. Newsky - a concept for networking the sky for civil aeronautical communications. In 2006 ieee/aiaa 25TH Digital Avionics Systems Conference, pages 1–6, Oct 2006.

[STSC03] Saurabh Srivastava, Sachee Tripathi, Dheeraj Sanghi, and Ajit K. Chaturvedi. A code allocation protocol for maximizing throughput

in CDMA based ad hoc networks. In Wireless Communications and Networking, 2003. WCNC 2003. 2003 IEEE, volume 2, pages 1385–1390, 2003.

[TP03] T. Clausen and P. Jacquet. RFC 3626 : Optimized link state routing protocol (OLSR), October 2003.

[TSC06] Hwee-Xian Tan, W.K.G. Seah, and Kwang-Mien Chan. Distributed CDMA code assignment for wireless sensor networks. In Radio and Wireless Symposium, 2006 IEEE, pages 139–142, Jan 2006.

[Vey15] Quentin Vey. Access and Routing in Aeronautical Ad-hoc Networks. In 16e Congrès des Doctorants EDSYS (École Doctorale Systèmes), Toulouse, France, May 2015. École Doctorale Systèmes.

[VPPR16] Q. Vey, S. Puechmorel, A. Pirovano, and J. Radzik. Routing in aeronautical ad-hoc networks. In 2016 IEEE/AIAA 35th Digital Avionics Systems Conference (DASC), pages 1–10, Sept 2016.

[VPR16a] Quentin Vey, Alain Pirovano, and José Radzik. Routing protocol assessment for AANETs. In AEGATS '16, Advanced Aircraft Efficiency in a Global Air Transport System, Paris, France, April 2016.

[VPR16b] Quentin Vey, Alain Pirovano, and José Razik. Performance analysis of routing algorithms in AANET with realitstic access layer. In Jaizki Mendizabal, Marion Berbineau, Alexey Vinel, Stephan Pfletschinger, Hervé Bonneville, Alain Pirovano, Simon Plass, Riccardo Scopigno, and Hasnaa Aniss, editors, Communication Technologies for Vehicles, Nets4 2016, 10th International Workshop, Nets4Cars/Nets4Trains/Nets4Aircraft 2016, volume 9669, pages 175–186. Springer International Publishing, 2016.

[VPRG14] Quentin Vey, Alain Pirovano, José Radzik, and Fabien Garcia. Aeronautical Ad Hoc Network for Civil Aviation. In Nets4 2014, 6th International Workshop, Nets4Cars/Nets4Trains/Nets4Aircraft 2014, volume 8435, pages pp 81–93, Offenburg, Germany, May 2014. Springer.

[Wan94] MP Wand. Fast computation of multivariate kernel estimators. Journal of Computational and Graphical Statistics, 3(4) :433–445, 1994.

[XL08] Sun Xi and Xia-Miao Li. Study of the feasibility of VANET and its routing protocols. In Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2008. WiCOM '08. 4th International Conference on, pages 1–4, Oct 2008.

[YPK06] Murat Yuksel, Ritesh Pradhan, and Shivkumar Kalyanaraman. An implementation framework for trajectory-based routing in ad hoc networks. Ad Hoc Networks, 4(1) :125 – 137, 2006.

[ZTWX09] Liu Zhongyi, Zhao Tong, Yan Wei, and Li Xiaoming. GOSR : geographical opportunistic source routing for VANETs. SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev., 13(1) :48–51, June 2009.

Annexes

Annexe A

Algorithme de calcul de la densité

A.1 Algorithme

L'équation 3.1 nous donne une estimation de la densité de probabilité de la présence d'un avion à partir d'une intégrale d'une fonction définie sur un ensemble continu. Afin de limiter la complexité du calcul, nous utilisons une représentation échantillonnée de la densité dans nos simulations.

Nous représentons l'espace échantillonné sous la forme d'une grille. Cette grille constitue un ensemble $\mathbf{E}$ de cellules. Chaque cellule contient une valeur, qui représente la densité moyenne sur sa surface calculée à l'aide d'une estimation par noyau. Une approximation de $d(X)$ est donnée par la valeur contenue dans la cellule $C \in \mathbf{E}$ qui vérifie $X \in C$

À l'issue de l'algorithme 1,chaque cellule du découpage $\mathbf{E}$ de l'espace possède la valeur de la densité en son centre. L'étape de normalisation consiste à diviser la valeur de chaque cellule par la somme des valeurs de toutes les cellules, afin que l'intégrale des densités de probabilité sur l'espace considéré soit égale à 1.

Algorithm 1 Calcul de la densité

for $C \in$ **E do**
  $val(C) \leftarrow 0$
end for
for i in $[1\,;N_{avions}]$ **do**
  for t in $[t_{i,min}\,;t_{i,max}]$ **do**
    $P \leftarrow \gamma_i(t)$
    for C in **E do**
      $val(C) \leftarrow val(C) + K(\|centre(C) - P\|)$
    end for
  end for
end for
normalisation

A.2 Illustration de la construction

A.2.1 Pour une seule trajectoire

Les différentes étapes de construction de la densité associée à une trajectoire sont représentées dans les figures A.1 à A.6. La densité est représentée en échelle de gris : plus une zone est foncée, plus la probabilité de trouver un avion dans cette zone est élevée.

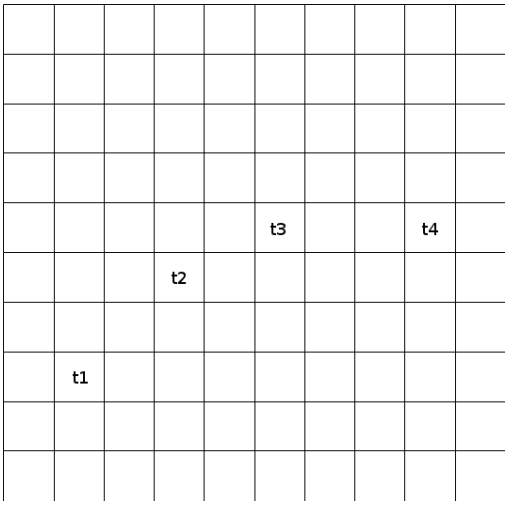


FIGURE A.1 – Positions successives de l'avion.

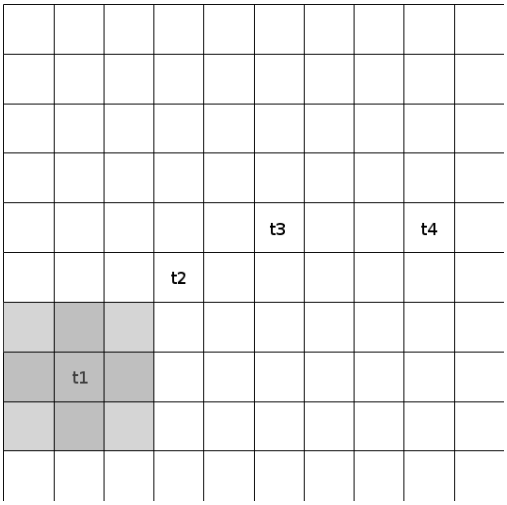


FIGURE A.2 – Calcul du noyau pour la première position.

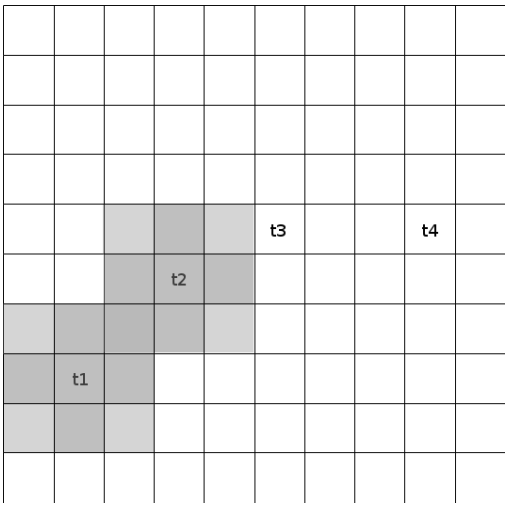


FIGURE A.3 – Ajout du noyau pour la deuxième position.

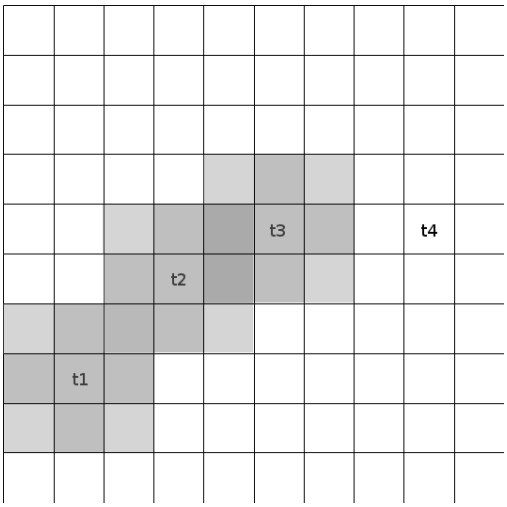


FIGURE A.4 – Ajout du noyau pour la troisième position.

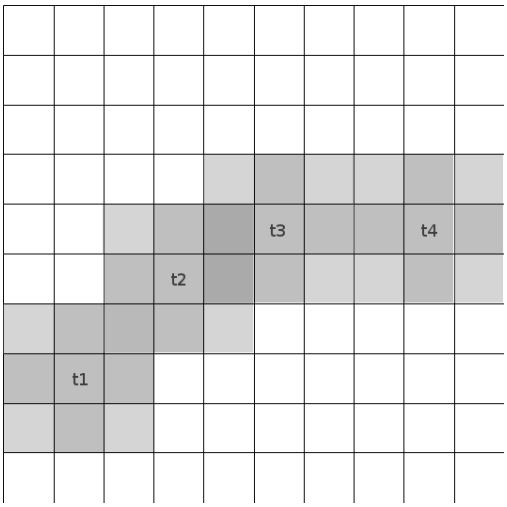


FIGURE A.5 – Ajout du noyau pour la quatrième position.

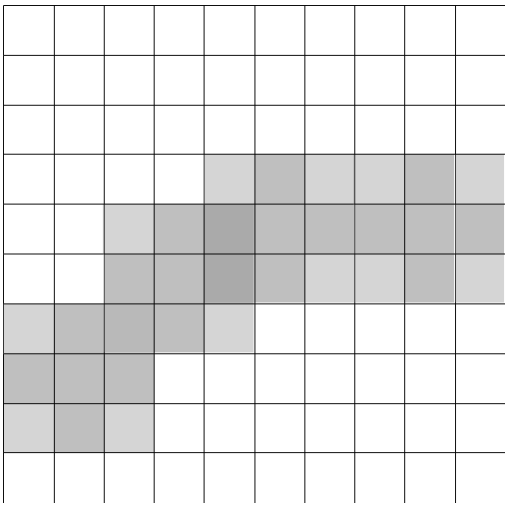


FIGURE A.6 – Densité associée à cette trajectoire.

A.2.2 Somme de plusieurs trajectoires

Pour le confort visuel, la représentation du noyau a été remplacée par une fonction “lisse” dans les figures A.7 à A.8. Ces figures représentent la somme qui sera effectuée sur toutes les trajectoires.

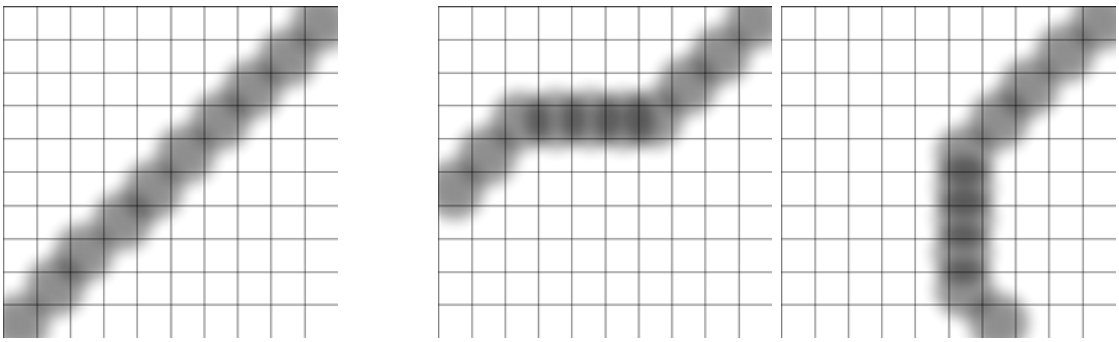


FIGURE A.7 – Densités des trajectoires à sommer.

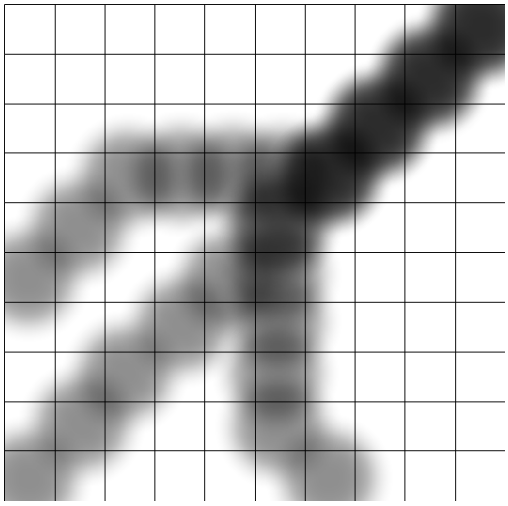


FIGURE A.8 – Somme des densités des trajectoires précédentes.

A.3 Projection de la sphère au plan

Les avions considérés évoluant sur de grandes distances à la surface d'une sphère et les algorithmes utilisés ne fonctionnant que dans un plan, il est nécessaire de passer de cette sphère à un plan.

Formulation de la projection

Soit $\mathbf{S}$ une sphère (que nous choisissons unitaire afin de simplifier les notations), et $\mathbf{P}$ un plan. Une projection de la sphère dans le plan est une fonction $f : \mathbf{S} \setminus \mathbf{e} \rightarrow \mathbb{R}^2$ avec $\mathbf{e}$ un ensemble de points de $\mathbf{S}$ (généralement un des pôles). $f(x)$ est un point du plan $\mathbf{P}$ et la projection de x. $f^{-1}(y)$ est un point de $\mathbf{S}$ dont la projection dans le plan serait y. Dans notre étude, nous utilisons une projection stéréographique.

Normalisation des surfaces

Nos calculs seront effectués dans le plan, mais ils doivent refléter des densités observées à la surface de la sphère. Comme les projections utilisées ne respectent pas les aires, les densités calculées dans chaque cellule élémentaire du plan doivent être corrigées en fonction de la position de la cellule. On appelle "module aréolaire" le rapport entre l'aire d'une surface infinitésimale et celle de sa projection.

Dans la suite de notre étude, le module aréolaire est considéré constant pour tous les points situés à l'intérieur d'une même cellule. Il suffit donc de corriger la valeur de chaque cellule par ce module.

Soit ϕ telle que ϕ^{-1} est une projection de la sphère dans le plan. La surface située au point a et générée par le couple de vecteurs infinitésimaux $\{dx, dy\}$ vaut $s_p = ||dx \wedge dy||$. La surface de sa projection sur la sphère par ϕ vaut $s_s = ||\phi'(a)dx \wedge \phi'(a)dy|| = \sqrt{det({}^T\phi'(a) \times \phi'(a))} \times s_p$, avec ϕ' la Jacobienne de ϕ. On appelle $dA = \sqrt{det({}^T\phi'(a) \times \phi'(a))}$ le module aréolaire ("area element" en Anglais).

Modification de l'algorithme

L'algorithme 1 doit donc être modifié pour prendre en compte la projection. On note **E** l'ensemble des cellules qui constituent un pavage du plan.

Algorithm 2 Calcul de la densité à la surface de la sphère dans le plan

for $C \in$ **E do**
  $val(C) \leftarrow 0$
end for
for i in $[1\,;N_{avions}]$ **do**
  for t in $[t_{i,min}\,;t_{i,max}]$ **do**
    $P \leftarrow \phi^{-1}(\gamma_i(t))$
    for C in **E do**
      $val(C) \leftarrow val(C) + K(\|centre(C) - P\|)$
    end for
  end for
end for
for $C \in$ **E do**
  $val(C) \leftarrow \frac{val(C)}{dA|_{centre(C)}}$
end for

Annexe B

Algorithme Fast Marching

B.1 Description de l'algorithme

Le fonctionnement de l'algorithme fast marching repose sur 3 ensembles :

accepted : noté **A**, l'ensemble des points pour lesquels les temps de propagation ont déjà été calculés.

narrow band : noté **N**, l'ensemble des points en bordure de **A**.

far away : noté **F**, le reste des points de la grille.

Avant de commencer l'algorithme, il faut initialiser les éléments de **A** à leur valeur connue (0 dans notre cas), ceux de **N** à $\frac{d}{c}$ (avec d la distance entre l'élément en question et **A**) et ceux de **F** à $+\infty$.

Le pseudocode de l'algorithme est le suivant (on note $T(x)$ le temps de propagation du front depuis les points sources jusqu'au point x) :

La phase de mise à jour des valeurs "Recompute T(v)" calcule la nouvelle valeur de $T(v)$ à partir des valeurs des points adjacents et de la vitesse c_L du front au point considéré. Nous utilisons la valeur de la vitesse corrigée par rapport à projection

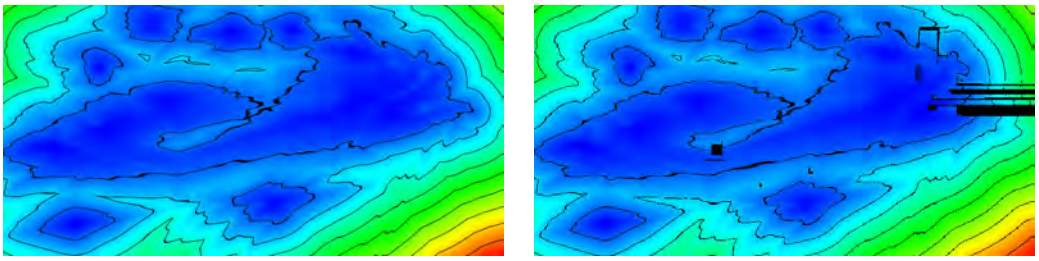
Algorithm 3 fast marching

while $\mathbf{N} \neq \emptyset$ **do**
  Let $n_{min} \in \mathbf{N}$ so that $T(n_{min}) <= T(n) \forall n \in \mathbf{N}$.
  Remove n_{min} from $\mathbf{N}$.
  Add n_{min} to $\mathbf{A}$.
  for $w \in neighbors(v)$ **do**
    Eventually add v to $\mathbf{N}$ and remove them from $\mathbf{F}$.
    Recompute T(v).
  end for
end while

car nous utilisons l'algorithme de fast marching dans le plan pour la même raison que nous exprimons les densités dans le plan.

B.2 Taille des cellules

Le problème de la taille des cellules apparaît lors du calcul des temps de propagation avec l'algorithme de fast marching, les résultats fournis sont alors aberrants. La figure B.1 illustre ce phénomène : on observe des artefacts de calcul sous la forme de zones rectangulaires noires. Nous avons choisi de manière expérimentale une taille de cellule (2 km) qui ne pose pas de problèmes lors du calcul.



(a) Carte de référence (cellules de 2 km)

(b) Carte avec des erreurs (cellules de 6 km)

FIGURE B.1 – Cartes des temps de propagation

Annexe C

Algorithme de descente de gradient

L'objectif de cet algorithme consiste à produire, à partir d'une carte des temps de propagation et d'une position, une courbe qui correspond à la géodésique entre cette position et un point de l'ensemble de départ.

Nota bene Contrairement à beaucoup de problèmes d'optimisation, nous n'utilisons pas l'algorithme de descente de gradient pour trouver un minimum d'une fonction (ceux-ci sont connus par construction) mais pour trouver le chemin qui y mène en suivant la plus forte pente. C'est pourquoi d'autres méthodes couramment utilisées en optimisation ont été écartées (méthode de Newton par exemple).

Représentation des trajectoires : nous utilisons dans nos travaux des trajectoires définies par une suite de coordonnées géographiques. Deux coordonnées géographiques successives forment un segment, et notre trajectoire est donc la courbe constituée de ces segments.

L'algorithme de descente de gradient consiste à suivre la plus forte pente de

la fonction depuis un point jusqu'à atteindre un minimum. La fonction considérée ici est définie dans C.1, avec $T(x, y)$ le temps de propagation d'un front depuis un point source jusqu'au point de coordonnées (x,y).

$$f : \left| \begin{array}{ccc} \mathbb{R}^2 & \longrightarrow & \mathbb{R}^+ \\ (x, y) & \longmapsto & T(x, y) \end{array} \right. \tag{C.1}$$

Le pseudocode de l'algorithme de descente de gradient est représenté dans 4. Les variables utilisées sont les suivantes :

Pos_i : Position initiale, point de départ de notre algorithme.

Pos_c : Position courante.

Pos_n : Position pour l'itération suivante.

$Traj$: La trajectoire recherchée.

$Step$: Le pas utilisé.

Algorithm 4 gradient descent

$Pos_c \Leftarrow Pos_i$
$Traj \Leftarrow \emptyset$
while destination not reached **do**
  $\overrightarrow{d} = -\frac{\overrightarrow{\nabla_T(x,y)}}{\|\overrightarrow{\nabla_T(x,y)}\|}$
  $Pos_c \Leftarrow Pos_c + Step * \overrightarrow{d}$
  Add Pos_c to $Traj$
end whilereturn $Traj$

Annexe D

Algorithme Ramer-Douglas-Peucker

D.1 Description

L'algorithme de Ramer-Douglas-Peucker est un algorithme récursif. Pour une sous-partie de la courbe, il considère la distance entre chaque point de la courbe par rapport au segment qui joint le début et la fin de cette sous-partie. Si tous les points sont plus proches de ce segment qu'une certaine limite alors ils sont supprimés et toute cette portion de la courbe est assimilée à un segment. Sinon, on divise la sous-partie de la courbe étudiée en deux au niveau du point le plus éloigné du segment et on applique de nouveau cette opération aux deux sous-parties nouvellement créées. Le fonctionnement complet est décrit dans l'algorithme 5.

Algorithm 5 Fonction (récursive) de l'algorithme de Ramer-Douglas-Peucker

function RDP($\Gamma[\,], seuil$)
  $i_{\text{f}} = len(\Gamma) - 1$
  $segment = \{\Gamma[i_{\text{début}}], \Gamma[i_{\text{fin}}]\}$
  $d_{max} \Leftarrow 0$
  $i_{max} \Leftarrow i_{\text{début}}$
  for $i = 1$ to $i_{\text{f}} - 1$ **do** ▷ recherche du point le plus éloigné du segment
    $d = d_{\Gamma[i],segment}$
    if $d > d_{max}$ **then**
      $d_{max} = d$
      $i_{max} = i$
    end if
  end for
  if $d >= seuil$ **then**
    $rec1[\,] = RDP(\Gamma[0..i], \text{seuil})$ ▷ Appel récursif
    $rec2[\,] = RDP(\Gamma[i..i_{\text{f}}], \text{seuil})$ ▷ Appel récursif
    $\Gamma_r = \{rec1, rec2\}$
  else
    $\Gamma_r = segment$ ▷ On ne conserve que le début et la fin de la courbe
  end if
  return Γ_r
end function

D.2 Performances

La convergence de l'algorithme est garantie par construction. En effet, en observant son fonctionnement, on constate que le premier et le dernier point de la courbe simplifiée sont toujours égaux aux premiers et derniers points de la courbe d'origine. De plus, comme la coubre compressée est un sous-ensemble de la courbe de référence, nous avons l'assurance qu'il n'y a pas de divergence. L'erreur maximale est elle aussi garantie par construction, et vaut au maximum le seuil passé en argument de l'algorithme.

La taille des courbes compressées en fonction de l'écart toléré a été étudiée en se basant sur un jeu de geopath obtenus à partir de trajectoires d'avions réelles.

est décrite dans la figure D.1.

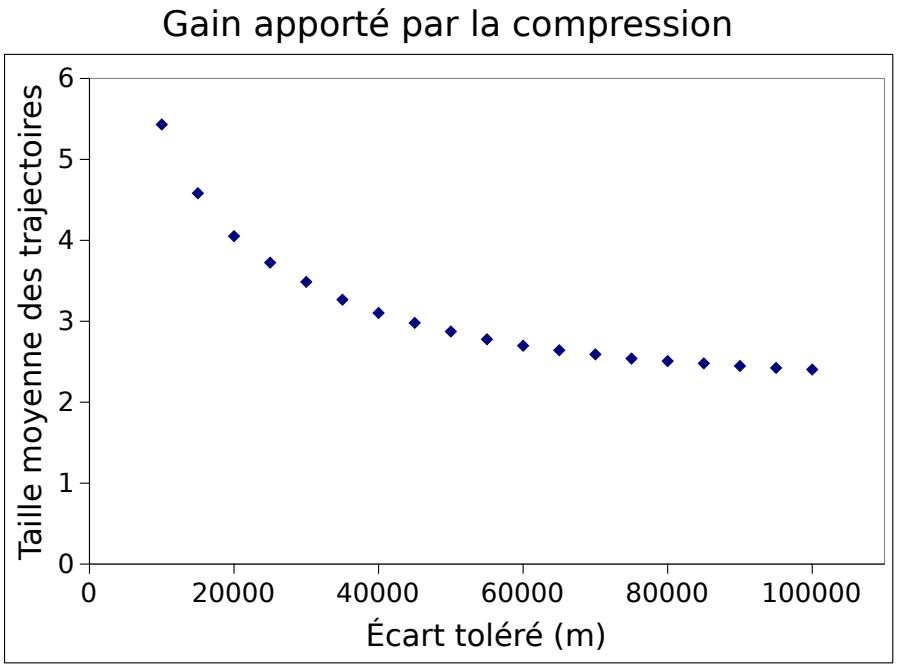


FIGURE D.1 – Taille moyenne des courbes.

L'erreur quadratique moyenne, représentée fig. D.2, est quasiment proportionnelle à l'écart maximal toléré (facteur d'environ $\frac{1}{3}$).

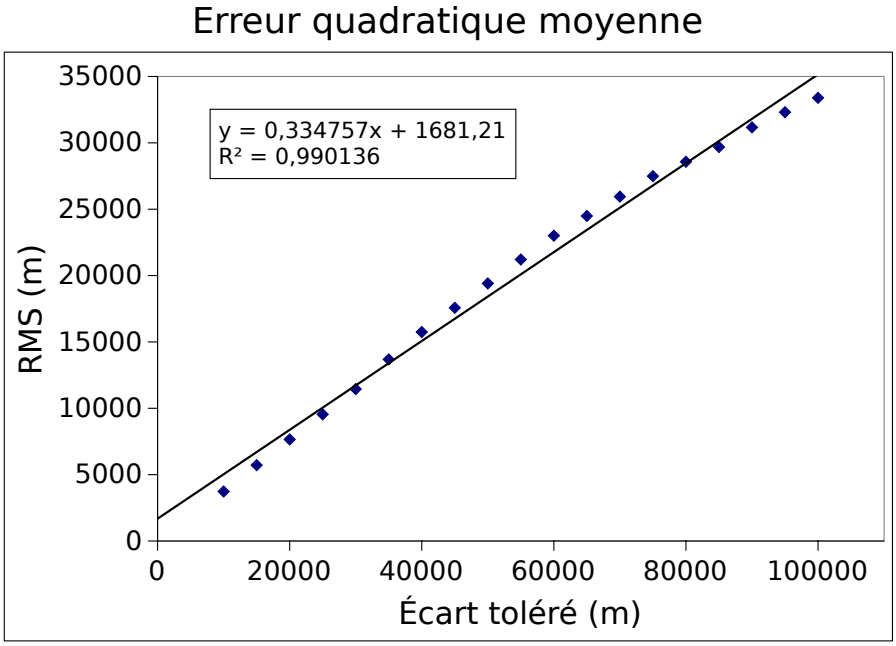


FIGURE D.2 – Erreur quadratique moyenne par rapport aux les courbes de référence.

Il est à noter que nous avons montré qu'il est possible de représenter les courbes par en moyenne moins de 4 points en tolérant une erreur raisonnable (erreur maximale 25 km, moyenne 9,5 km). Cela justifie le choix d'une représentation des courbes par une suite de segments et non par des splines, car la définition d'une spline telle que présentée dans [YPK06] nécessite 4 points au minimum. Cela permet de réduire l'overhead de chaque paquet.

Annexe E

Liste des acronymes

AAC Aeronautical Administrative Control. 4, 6

AANET Aeronautical Ad-hoc NETwork. i–iii, xiii, xiv, 2, 12, 14–21, 25, 26, 32, 35–40, 42, 44, 45, 54, 59, 61, 67, 68, 71, 75–77, 80, 81, 83, 86, 91, 104, 105, 108, 113, 115, 118, 119, 126, 133, 136–142

ACARS Aircraft Communication Addressing and Reporting System. 3, 6, 9

ADR Advance to Distance Ratio. xv, 105, 106, 109, 110, 115, 119

ADS-B Automatic Dependent Surveillance - Broadcast. 80, 86

AOA Autonomous Operation Area. 22

AOC Aeronautical Operation Control. 3, 4, 6, 8

AODV Ad-hoc On-demand Distance Vector. 68, 79, 80, 107, 111, 112

APC Aeronautical Passenger Communication. 4, 7

ATC Air Traffic Control. 3

ATENAA Advances Technologies for Networking in Aeronautical Applications. 21

ATN Aeronautical Telecommunication Network. 7, 8, 10

ATS Air Traffic Services. 20

ATSC Air Traffic Services Communication. 3, 4, 7, 8

AVLC Aviation VHF Link Control. 10

BATMAN Better Approach To MAnet Networking. 78, 79, 111–113

BEA Bureau d'Enquête et d'Analyse pour la sécurité de l'aviation civile. 20, 67, 133

CDMA Code Division Multiple Access. i, iii, xiv, xvii, 12, 21, 35, 41, 42, 44–46, 48, 55, 71, 136

COCR Communications Operating Concept and Requirements for the Future Radio System. xvii, 4, 20, 22, 118, 126, 127, 133

CPDLC Controller Pilot Data Link Communications. 5, 6

CSMA Carrier Sense Multiple Access. 10, 51, 52, 57, 64, 71, 137

CTC Closest To Curve. 105, 109, 110

CTS Clear To Send. 41, 42, 45

DDR Data Demand Repository. 27

DRCA Dynamic-Rate and Collision Avoidance. 41

DREAM Distance Routing Effect Algorithm for Mobility. 90

DSDV Destination Sequenced Distance Vector. 78

DSR Dynamic Source Routing. 79

DSSS Direct Sequence Spread Spectrum. 35

DTN Delay Tolerant Network. 82–84

DYMO DYnamic Manet On demand. 79, 111, 112

ECAC European Civil Aviation Conference. xiii, 27, 29

ENR En Route. 22

FANS Future Air Navigation System. 6

FDMA Frequency Division Multiple Access. 10

FDR Flight Data Recorder. 20

FSR Fisheye State Routing. 79

GLSR Geographic Load Share Routing. 80

GMSK Gaussian minimum-shift keying. 10

GOSR Geographical Opportunistic Source Routing. 90

GPS Global Positionning System. 36, 80, 86

GPSR Greedy Perimeter Stateless Routing. 80, 90

HF High Frequency, 2,8 à 22 MHz. 2, 9

HFDL High Frequency Data Link. 9, 11, 25

IAC Instantaneous Aircraft Count. xiii, 24, 27–29, 119

IFR Instrument Flight Rules. 23

IP Internet Protocol. 7

LAC Least Advancement on Curve. 105

LDACS L-band Digital Aeronautical Communication System. 10, 11, 132, 140

LDC Lowest Deviation from Curve. 105, 106, 109, 110

MA Most Advance. 105, 109, 110

MAC Medium Access Control. 10, 41

MANET Mobile Ad hoc NETwork. 14–17, 68, 79, 82, 110, 138, 141

MPR Multi-Packet Reception. 36, 42, 44, 45

MUDOR MUltipath DOppler Routing. 79

NAT North Atlantic Tracks. 22–26, 28, 118, 136

NEWSKY NEtWorking in the SKY. 21

NoDe-TBR Node Density TBR. i–iv, 91, 101–103, 106, 108, 110–116, 118, 119, 124, 126, 133, 138, 139, 141

OACI Organisation de l'Aviation Civile Internationale. 6, 7, 10, 107

OFDM Orthogonal Frequency Division Multiplexing. 10

OLSR Optimized Link State Routing. 78, 111

OOOI Out, Off, On, In. 3

ORP Oceanic, Remote, Polar. 22, 127, 131, 133

OSI Open System Interconnection. 3, 7, 38, 75

OVSF Orthogonal Variable Spreading Factor. 43

PHOTON Packet Handled Over Trajectory-based rOutiNg. 103, 107

PLEXE the Platooning Extension for VEINS. 142

POA Plain Old Acars. 6

PS Partitionned Spreading. 48, 54

RCA Réglementation de la circulation aérienne. 22

RND random. 105, 109, 110

RP-CDMA Random Packet CDMA. i–iv, xiv, xvii, 35, 44–46, 49, 51, 54, 55, 57–63, 65, 67–71, 116, 118, 119, 125, 133, 136, 137, 139, 140

RREP Route REPly. 80

RTS Ready To Send. 41, 42, 45

RVSM Reduced Vertical Separation Minima. 23

SATCOM SATellite Communication. 2

SERA Standardised European Rules of the Air. 22

SESAR Single European Sky ATM Research. 10, 11

SiFT Simple Forwarding over Trajectory. xv, 90, 105, 106, 109, 110

SM Short Message. 41, 42

TBD Trajectory-based Data forwarding. 85

TBR Trajectory Based Routing. i, iii, 75, 85–89, 91, 101, 113, 138, 141

TCP Transmission Control Protocol. 127, 142

TDMA Time Division Multiple Access. 9, 10

TTBR Two-level Trajectory-Based Routing. 91

UDP User Datagram Protocol. 59, 63, 67, 120, 126

UMTS 'Universal Mobile Telecommunications System. 36, 40

VANET Vehicular Ad hoc NETwork. 15, 17, 79, 90, 91, 111, 142

VDL2 VHF Data Link mode 2. 10, 11, 26, 52, 126

VHF Very High Frequency, 107,795 à 137 MHz pour l'aéronautique. 2, 9

Annexe F

Glossaire

ACK Acquittement. 41, 42

conflit Dans le domaine du contrôle de la circulation aérienne, deux avions se trouvent “en conflit” si leur trajectoires futures les amènent à se trouver simultanément à des positions ne respectant pas les norme de séparations en vigueur. 19, 142

forwarding Retransmission d’un paquet de la couche réseau, effectuée au regard de l’algorithme de routage utilisé.. xv, 75, 87, 104, 108–110, 115, 138, 139

gateway Nœud d’un réseau ad hoc permettant de faire la liaison avec un autre réseau. 15

geopath chemin géographique suivi par un paquet dans le cadre d’un protocole de routage de type TBR. i, iii, xiv, 85–91, 96–98, 101–105, 107, 108, 110, 114, 115, 124, 138, 141, 159

jetstream Vent puissant rencontré à l’altitude de croisière des avions de ligne. 23, 24, 26

near far Situation dans laquelle il y a de fortes différence entre les puissances auxquelles sont reçues les différentes trames à cause de grandes différences de distance entre les émetteurs et le récepteur. 36

node centric "centré sur les nœuds" : Algorithme de routage dans lequel on considère le réseau comme un graphe dont les nœuds sont les appareils, et les arrêtes sont les liaisons possibles entre ces appareils. 79, 80, 111, 112

orthodromie Plus courte distance entre deux points à la surface d'une sphère. 21, 24

position centric "centré sur les position" : Algorithme de routage dans lequel on considère les appareils selon leur position géographique.. 79–81, 89

timer compte à rebours. 47, 120, 125, 127

timestamp horodatage. 107

Annexe G

Liste des symboles

agg. non-p. RP-CDMA avec agrégation, sans p-persistance.. 62, 66

agg. pp. RP-CDMA avec agrégation et p-persistance.. 62, 63, 66, 119

B_{max} Durée maximale de la phase d'attente aléatoire (random backoff), exprimée en multiple de la durée d'émission d'un header.. 58, 62

C_h Code d'étalement du canal de signalisation. 45, 47–50, 57

codeID Identifiant du code d'étalement. 47

D_a Délai entre deux tentatives d'accès dans le CSMA p-persistant.. 52, 57, 58, 61, 62

D_{ack} Délai avant expiration du timer de retransmission.. 58, 61, 62

D_{aggr} Délai d'agrégation.. 50, 51, 58, 61, 62

G_u Charge générée par les couches IP et UDP (normalisée par le débit binaire).. xiv, 62, 63, 65–67

$\boldsymbol{G_{u,max}}$ Plus forte charge générée par les couches IP et UDP pour laquelle on observe un taux de transmission avec succès de 100% (normalisée par le débit binaire).. 63

λ Durée moyenne entre deux émissions de datagrammes UDP.. 59, 62

L_d Longueur de la partie données (data) d'une trame RP-CDMA. 49, 51, 137

$L_{d\boldsymbol{aggr}}$ Longueur maximale de la partie données (data) d'une trame RP-CDMA. 51, 58, 61, 62

L_h Longueur de l'en-tête (header) d'une trame RP-CDMA. 49, 51

$N_{\boldsymbol{a}}$ Nombre de tentative d'accès dans le CSMA p-persistant avant de transmettre avec une probabilité de 1.. 52

no agg. non-p. RP-CDMA sans agrégation ni p-persistance.. 62, 66, 68

no agg. pp. RP-CDMA sans agrégation, avec p-persistance.. 62, 66

$N_{\boldsymbol{TX,max}}$ Nombre maximal de transmissions simultanées pour un nœud.. 58, 61, 62

$\boldsymbol{p}$ Probabilité de transmission du CSMA p-persistant. 52, 57, 58, 61, 62

tt_{95} temps de transaction pour 95% des paquets. 4, 122, 125, 127–129, 131