



HAL
open science

Vers la convergence de réseaux dans l'avionique

Oana Andreea Hotescu

► **To cite this version:**

Oana Andreea Hotescu. Vers la convergence de réseaux dans l'avionique. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Institut National Polytechnique de Toulouse - INPT, 2020. Français. NNT : 2020INPT0044 . tel-04165226

HAL Id: tel-04165226

<https://theses.hal.science/tel-04165226>

Submitted on 18 Jul 2023

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.



Université
de Toulouse

THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :

Institut National Polytechnique de Toulouse (Toulouse INP)

Discipline ou spécialité :

Réseaux, Télécommunications, Systèmes et Architecture

Présentée et soutenue par :

Mme OANA-ANDREEA HOTESCU

le vendredi 29 mai 2020

Titre :

Vers la convergence de réseaux dans l'avionique

Ecole doctorale :

Mathématiques, Informatique, Télécommunications de Toulouse (MITT)

Unité de recherche :

Institut de Recherche en Informatique de Toulouse (IRIT)

Directeur(s) de Thèse :

M. JEAN LUC SCHARBARG

MME KATIA JAFFRES-RUNSER

Rapporteurs :

M. EMMANUEL GROLLEAU, ENSMA POITIERS

M. FRANK SINGHOFF, UNIVERSITE DE BRETAGNE OCCIDENTALE

Membre(s) du jury :

M. YAMINE AIT AMEUR, TOULOUSE INP, Président

M. ANAIS FINZI, TTTech Vienne, Membre

M. JEAN LUC SCHARBARG, TOULOUSE INP, Membre

Mme CHRISTELLE CAILLOUET, UNIVERSITE DE NICE SOPHIA ANTIPOLIS, Membre

Mme KATIA JAFFRES-RUNSER, TOULOUSE INP, Membre

M. PHILIPPE PRILLEUX, AIRBUS FRANCE, Invité

M. STEVEN MARTIN, UNIVERSITE PARIS 11, Membre

*"However difficult life may seem, there is always something you can do, and succeed at.
It matters that you don't just give up."*

Stephen Hawking

REMERCIEMENTS

Mes remerciements s'adressent particulièrement à mes directeurs de thèse, M. Jean-Luc Scharbarg et Mme. Katia Jaffrès-Runser, pour leur encadrement, leur aide précieuse et leur disponibilité pendant ces années de thèse. Je leur suis reconnaissante de m'avoir accompagnée avec des bons conseils et des encouragements, qui m'ont donné de la confiance et qui m'ont aidée à bien mener et mettre en valeur ces travaux de thèse. Je les remercie de m'avoir appris à devenir une bonne chercheuse, à me poser des questions et à oser aller toujours plus loin. Leur investissement dans l'enseignement et la recherche m'a inspiré à embrasser à mon tour une carrière d'enseignant-chercheur.

Je remercie également M. Christian Fraboul pour son encadrement au début de ma thèse et pour ses remarques et ses conseils précieux.

Je remercie ensuite les deux rapporteurs, M. Emmanuel Grolleau et M. Frank Singhoff pour leur relecture minutieuse de ce manuscrit et leurs retours constructifs. Je remercie également M. Yamine Ait-Ameur d'avoir accepté à présider le jury, ainsi que les membres du jury pour l'intérêt qu'ils ont montré à mes travaux de thèse et pour les échanges et les discussions enthousiastes pendant la soutenance.

Je tiens à remercier également tous les permanents et les doctorants de l'équipe RMESS que j'ai pu côtoyer tout au long de ma thèse au laboratoire IRIT. Je les remercie de m'avoir beaucoup appris lors des échanges sur des enseignements ou sur des sujets scientifiques, mais également d'avoir contribué à une ambiance de travail conviviale avec leur bonne humeur et leur amitié pendant ces années. Je garde ainsi de très bons souvenirs des repas et des séminaires d'équipe, des journées au vert ou des sorties entre doctorants. Je les remercie aussi pour leur participation active à toutes mes initiatives d'organisation d'activités, leurs conseils et leurs encouragements.

Je remercie chaleureusement ma famille, mes parents, pour leur amour et leur soutien sans faille et d'avoir toujours su être là pour moi, pour m'encourager constamment dans mes démarches, malgré la distance nous séparant les dernières années.

RÉSUMÉ

Les systèmes avioniques ont connu des évolutions importantes au cours des six dernières décennies. D'abord, ces systèmes se sont appuyés sur des technologies de communication spécifiques telles que les bus ARINC 429, ARINC 629, offrant des garanties temporelles aux différentes applications avioniques. Ensuite, ces systèmes devenant de plus en plus complexe, avec un nombre croissant de fonctions à gérer, la bande passante offerte par ces différentes technologies de communication est devenue insuffisante. Ainsi, les avionneurs ont choisi de passer à une architecture modulaire Integrated Modular Avionics (IMA) permettant de séparer les fonctions avioniques des ressources matérielles regroupées désormais dans des modules génériques. La communication entre les modules IMA est assurée par le réseau Avionics Full-Duplex switched Ethernet (AFDX), une solution fondée sur Ethernet commuté et standardisé par la norme ARINC 664-7.

Le réseau AFDX garantit la non-perte des trames et des délais de communication de bout-en-bout bornés pour assurer les exigences de temps-réel et le déterminisme des systèmes avioniques critiques. Les bornes supérieures sur les délais de communication sont calculées par une analyse temporelle des flux du réseau. Plusieurs méthodes d'analyse existent, celle utilisée pour la certification du réseau AFDX actuel étant le Network Calculus. L'approche par Network Calculus considère des hypothèses pire cas dans le calcul des bornes ce qui conduit à un réseau sur-dimensionné et très peu chargé. Beaucoup de bande passante reste donc non-utilisée dans le réseau.

Cette thèse s'inscrit dans le cadre du projet IREHDO2 financé par la DGAC qui vise à utiliser la bande passante non-utilisée par les flux avioniques dans le réseau AFDX pour d'autres types de trafic. Le trafic additionnel peut servir à des applications nouvelles ou déjà existantes, mais desservies par des réseaux dédiés. Ce trafic additionnel peut être représenté par de la vidéo provenant des caméras de surveillance, de l'audio pour assurer la communication entre les membres du personnel navigant, des services ou autre. Le transport du trafic additionnel par le réseau AFDX permet de supprimer les réseaux dédiés et ainsi de réduire le poids de l'appareil et simplifier la maintenance des systèmes avioniques.

Le réseau AFDX de nouvelle génération doit être en mesure de continuer à garantir les exigences temporelles déterministes des flux avioniques existants et en même temps d'assurer une bonne qualité de service aux flux additionnels avec des contraintes temporelles hétérogènes. Il est donc nécessaire de définir des mécanismes de différenciation de service permettant d'ordonnancer les flux au niveau des systèmes d'extrémité (*end systems*) et des commutateurs en fonction de leurs contraintes temporelles.

Dans cette thèse, nous nous intéressons principalement à la transmission vidéo sur AFDX. Notre objectif est d'identifier des solutions d'ordonnancement parmi les différentes approches event-triggered et time-triggered existantes pouvant garantir les contraintes des flux et d'évaluer leur performance sur une configuration de réseau AFDX industrielle. Le réseau AFDX étant asynchrone car les équipements de réseau ne partagent pas une horloge commune, il est impossible d'appliquer un ordonnancement time-triggered global.

Notre première contribution est la proposition d'une solution d'ordonnancement partiellement time-triggered. Cet ordonnancement consiste dans l'application d'une table d'ordonnancement time-triggered au niveau des *end systems*, combinée avec une politique de type Static Priority Queuing (SPQ) à deux priorités au niveau des ports de sortie de commutateurs. Cette solution hybride permet de garantir les contraintes temps-réels des flux avioniques critiques en leur attribuant la priorité de transmission la plus élevée. Néanmoins, les flux vidéo moins prioritaires peuvent connaître des variations importantes sur leurs délais de bout-en-bout, dues principalement à l'ordonnancement des flux à l'émetteur.

Dans notre deuxième contribution, nous nous intéressons à l'allocation des flux avioniques dans les slots de la table d'ordonnancement pour limiter le retard à l'émission des flux vidéo. Deux heuristiques pour une allocation naïve et uniforme des flux avioniques dans la table sont proposées. Ces deux allocations n'ont pas d'impact sur les contraintes temporelles des flux avioniques, mais les délais de bout-en-bout des flux vidéo sont plus réduits avec l'allocation uniforme.

La dernière contribution de cette thèse consiste dans la formulation du problème d'allocation des flux avioniques dans la table d'ordonnancement sous la forme d'un problème d'optimisation dont l'objectif est de minimiser le retard à l'émission des flux vidéo et ainsi réduire leur délai de bout-en-bout.

ABSTRACT

Avionics systems have undergone significant changes over the past six decades. First, these systems were based on specific communication technologies such as the ARINC 429 and ARINC 629 buses, offering time guarantees to the avionics applications. As these systems become more and more complex, with an increasing number of functions to be managed, the bandwidth given by these communication technologies has become insufficient. Aircraft manufacturers have therefore chosen to switch to a modular Integrated Modular Avionics (IMA) architecture allowing the separation of the avionics functions from the hardware resources now gathered in generic modules. IMA modules communication is ensured by the Avionics Full-Duplex switched Ethernet (AFDX) network, a solution based on switched Ethernet and standardized by ARINC 664-7.

The AFDX network guarantees no frame loss and bounded end-to-end communication delays in order to ensure real-time requirements and determinism of critical avionics systems. The upper bounds on the communication delays are calculated by a timing analysis of the network flows. Several timing analysis methods exist, the one used for the certification of the current AFDX network being the Network Calculus. The approach by Network Calculus considers worst case hypotheses in the calculation of the bounds which leads to over dimensioning and light load of the network. A lot of spare bandwidth is thus available in the network.

This thesis is part of the IREHDO2 project funded by the DGAC (French civil aviation authority), which aims to take advantage of the remaining bandwidth in the AFDX network and use it for other types of traffic. The additional traffic can be used for new or already existing applications but served by dedicated networks. This additional traffic can deliver video from surveillance cameras to cockpit display, audio messages for the flight crew, services or other. Transporting additional traffic through the AFDX network eliminates dedicated networks, thereby reducing the aircraft weight and simplifying system maintenance.

The new generation of AFDX network must keep guaranteeing the deterministic real-time requirements of existing avionics flows and at the same time ensure a good

quality of service for additional flows with heterogeneous timing constraints. It is therefore necessary to define mechanisms to differentiate service by flows scheduling according to their timing constraints at end systems and switches levels.

In this thesis, we are mainly interested in video transmission on AFDX. Our goal is to identify scheduling solutions among the different existing event-triggered and time-triggered approaches able to guarantee flows constraints and to evaluate their performance on an industrial AFDX network configuration. The AFDX network being asynchronous as network pieces of equipment not sharing a common clock, it makes impossible the application of a global time-triggered schedule.

In our first contribution, we propose a partially time-triggered scheduling solution. This scheduling consists of the application of a time-triggered table scheduling at the end system level, combined with a service policy based on Static Priority Queuing (SPQ) with two priority levels at switch output ports. This hybrid solution guarantees the real-time constraints of critical avionics flows by assigning them the highest transmission priority. However, lower priority video flows can experience significant variations in their end-to-end delays, mainly due to the flows scheduling at transmitter level.

In our second contribution, we are interested on how to allocate avionics flows in the table scheduling such that the emission lag of video flows to be limited. Two heuristics for a naive and uniform allocation of avionics flows in the table are proposed. These two allocations have no impact on the timing constraints of the avionics flows, but the end-to-end delays of the video flows are lower with the uniform allocation.

The last contribution of this thesis consists in formulating the problem of allocating avionic flows in the table scheduling as an optimization problem whose objective is to minimize the emission lag of video flows and thus, reduce their end-to-end delay.

TABLE DES MATIÈRES

Table des figures	xv
Liste des tableaux	xix
Glossaire	xxiii
Introduction	1
1 Évolution des architectures des systèmes avioniques	7
1.1 Vers l'avionique numérique	7
1.2 Architecture fédérée	9
1.2.1 Exemples de fonctions et LRU	10
1.2.2 Les bus de communication	11
1.3 Architecture avionique modulaire distribuée	13
1.3.1 L'architecture IMA	14
1.4 Le réseau de communication AFDX	19
1.4.1 Description des éléments AFDX	20
1.4.2 Illustration d'une architecture AFDX industrielle	24
1.5 Certification des réseaux avioniques	26
1.5.1 Contexte	26
1.5.2 Certification temporelle	28
1.6 Besoins industriels et objectifs de la thèse	33
2 L'avionique de demain : une convergence des réseaux	35
2.1 Différentiation de flux	36
2.1.1 Partage de la bande passante	37
2.1.2 Classes de trafic et applications envisagées	37
2.2 Politiques de services	39
2.2.1 Ordonnancement <i>event-triggered</i>	39

2.2.2	Ordonnancement <i>time-triggered</i>	45
2.2.3	Ordonnancement hybride <i>event-triggered</i> et <i>time-triggered</i>	47
2.3	Conclusion : quelles solutions pour l'ordonnancement des flux avioniques et additionnels dans l'AFDX?	56
3	Choix de l'ordonnancement dans un réseau AFDX transportant de la vidéo	59
3.1	Définition de l'architecture de réseau pour transporter de la vidéo	60
3.1.1	Transposition des spécifications ADVB au réseau AFDX	62
3.1.2	Architecture AFDX intégrant la transmission vidéo	64
3.2	Politiques d'ordonnancement possibles	66
3.2.1	Ordonnancement <i>event-triggered</i>	67
3.2.2	Ordonnancement localement <i>time-triggered</i>	67
3.3	Évaluation des performances du réseau	68
3.3.1	Les délais	68
3.3.2	Métriques de performance	70
3.4	Simulation du réseau AFDX à qualité de service	71
3.4.1	L'environnement de simulation	71
3.4.2	Modélisation des équipements du réseau	72
3.5	Impact des politiques de service sur les délais	75
3.5.1	Définition des scénarios de simulation	75
3.5.2	Résultats de la simulation	78
3.5.3	Analyse pire cas du délai de bout-en-bout	85
3.6	Conclusion	86
4	Ordonnancement des flux avioniques temps-réel critiques au niveau de l'émetteur	89
4.1	Table d'ordonnancement	90
4.2	Réservation au BAG	91
4.2.1	Réservation au BAG pour des VLs transportant des flux avioniques avec $T = BAG$	93
4.2.2	Réservation au BAG pour des VLs transportant des flux avioniques avec $T > BAG$	94
4.3	Sur-réservation des slots sur colonne pour des flux avioniques de période $T > BAG$	96
4.3.1	Sur-réservation harmonique	96
4.3.2	Cas particulier : Sur-réservation par colonne ($r = BAG$)	98

4.4	Effet de la réservation de la table sur le délai de bout-en-bout	100
4.4.1	Définition du scénario de simulation	100
4.4.2	Distribution du délai pour des flux avioniques de période $T = BAG$	100
4.4.3	Distribution du délai pour des flux avioniques de période $T > BAG$	103
4.5	Conclusion	103
5	Ordonnancement des flux avioniques par réservation au BAG avec des flux vidéo au niveau de l'émetteur	105
5.1	Contraintes de construction de la table d'ordonnancement avec des flux vidéo	106
5.2	Stratégies d'allocation des slots pour les flux avioniques de période $T = BAG$ et les flux vidéo	107
5.2.1	Heuristique pour une allocation naïve	108
5.2.2	Heuristique pour une allocation uniforme	110
5.3	Allocation optimale	112
5.3.1	Notations du problème	112
5.3.2	Variables du problème	113
5.3.3	Condition nécessaire à l'émission de flux vidéo sur un <i>end system</i> .	114
5.3.4	Fonction objectif	115
5.3.5	Contraintes du problème	116
5.3.6	Formulation du problème	116
5.4	Mesure du retard maximal à l'émission des flux vidéo	118
5.4.1	Environnement de programmation	118
5.4.2	Définition du scénario	119
5.4.3	Résultats : retard maximum vidéo à l'émission	120
5.5	Évaluation du délai de bout-en-bout des flux vidéo par simulation	123
5.5.1	Définition des scénarios de simulation	123
5.5.2	Allocation de la table d'ordonnancement	124
5.5.3	Distribution des délais des flux vidéo	124
5.6	Conclusion	126
6	Ordonnancement des flux avioniques par sur-réservation avec des flux vidéo au niveau de l'émetteur	129
6.1	Construction de la table d'ordonnancement pour la transmission de la vidéo et des flux avioniques de période $T > BAG$	130
6.1.1	Condition nécessaire à l'émission de flux vidéo sur un <i>end system</i> avec sur-réservation	130
6.1.2	Analyse du partage de la bande passante	131

6.2	Stratégies d'allocation des slots pour les flux avioniques de période $T >$ <i>BAG</i> et flux vidéo	134
6.2.1	Heuristique pour une allocation naïve	134
6.2.2	Heuristique pour une allocation uniforme	135
6.3	Optimisation de l'allocation de table avec une réservation harmonique . .	136
6.3.1	Notations et variables du problème	137
6.3.2	Fonction objectif	138
6.3.3	Contraintes du problème	138
6.3.4	Formulation du problème	138
6.4	Cas particulier : réservation par colonne (<i>r=BAG</i>)	140
6.4.1	Formulation mathématique	141
6.5	Mesure du retard maximal à l'émission des flux vidéo	143
6.5.1	Définition des scénarios	143
6.5.2	Résultats : retard vidéo maximum à l'émission	144
6.6	Évaluation du délai de bout-en-bout des flux vidéo par simulation	148
6.6.1	Définition des scénarios	148
6.6.2	Allocations de la table d'ordonnancement	149
6.6.3	Distribution des délais des flux vidéo	150
6.7	Conclusion	154
	Conclusions et Perspectives	155
	Bibliographie	159
	Annexe A Description de l'outil de simulation AFDX	169
A.1	Architecture du modèle de simulation	170
A.2	Configuration des paramètres	172
	Annexe B Algorithme d'allocation naïve pour une réservation harmonique	175
	Annexe C Algorithme d'allocation uniforme pour une réservation harmonique	177

TABLE DES FIGURES

1	Organisation du manuscrit	3
1.1	LRU dans l'ordinateur de contrôle de vol comportant 5 SRU	10
1.2	Architecture d'un bus ARINC 429 avec un émetteur et plusieurs récepteurs	12
1.3	Architecture d'un bus ARINC 629 avec plusieurs émetteurs	13
1.4	AIMS Boeing 777 (<i>Source : The Avionics Handbook [1]</i>)	14
1.5	Architecture <i>Open IMA</i> de l'A380	15
1.6	Architecture physique IMA	16
1.7	Architecture APEX d'un module IMA	17
1.8	Illustration d'une MAF	18
1.9	Communication inter-partition IMA	18
1.10	Architecture physique d'un réseau AFDX inter-connectant des modules IMA et LRU	20
1.11	Communication inter-partition à travers des VLs	21
1.12	Format de trame AFDX minimale et maximale spécifié par ARINC 664-7	22
1.13	Régulation des flux des VLs	23
1.14	Architecture AFDX de l'A350	25
1.15	Délai de communication de bout-en-bout entre deux partitions	29
1.16	Illustration de gigue pour un VL	30
1.17	Flux concurrents sur le même port de sortie d'un commutateur	31
2.1	Architecture bus CAN	42
2.2	Service des flux par CBS dans l'AVB (<i>Source : Automotive ethernet [2]</i>) .	44
2.3	Cycle d'un cluster TDMA dans TTP/C (<i>Source : Introduction to TTP/C and TTP/A [3]</i>)	46
2.4	Cycle de communication FlexRay	48
2.5	Transmission des messages TT, RC et BE sur la durée d'un cycle de cluster <i>Source : TTEthernet—A Powerful Network Solution for All Purposes [4]</i> .	50

2.6	Configuration de la stratégie de sélection des files d'attente sur un port de sortie d'un commutateur TSN <i>Source : Design optimisation of cyber-physical distributed systems using IEEE time-sensitive networks [5]</i>	53
3.1	Conteneur des objets ADVB (<i>Source : https://www.arinc-818.eu</i>)	62
3.2	Configuration d'un réseau AFDX avec transmission de la vidéo	65
3.3	Illustration du délai source pour un flux périodique	69
3.4	Illustration de la gigue bornée pour un flux avionique	71
3.5	Modélisation d'un <i>end system</i>	73
3.6	Illustration d'un premier ordonnancement time-triggered (I) pour l' <i>end system</i> source des 8 VLs	77
3.7	Illustration du deuxième ordonnancement time-triggered (II) pour l' <i>end system</i> source de 8 VLs	77
3.8	Statistiques de délai source pour VL2 et le flux vidéo XGA	79
3.9	Statistiques de délai réseau et de bout-en-bout pour VL2 extraites sur un échantillon de 2000 trames avioniques.	80
3.10	Statistiques de délai réseau et de bout-en-bout pour le flux vidéo XGA extraites sur un échantillon de 1 500 000 trames.	81
4.1	Table d'ordonnancement	90
4.2	Retard à l'émission d'un flux avionique périodique	92
4.3	Réservation au BAG pour 5 VLs	93
4.4	Réservation au BAG pour 8 VLs avec la durée de BAG dans l'ensemble {16, 32, 8, 32, 4, 64, 32, 128} ms	94
4.5	Retard à l'émission des trames émises par les flux avioniques avec $T > BAG$	95
4.6	Illustration du retard à l'émission pour des flux avioniques de période $T > BAG$ avec réservation au BAG	97
4.7	Illustration du retard à l'émission pour des flux avioniques de période $T > BAG$ avec sur-réservation	97
4.8	Allouer une colonne pour un VL permet à toutes les trames d'utiliser un slot chaque ligne (D_L). Dans notre implantation de table, la durée de la ligne est à 1ms.	99
4.9	Sur-réservation par colonne pour 5 VLs.	99
5.1	Tables d'ordonnancement avec l'heuristique d'allocation naïve au BAG	108
5.2	Table d'ordonnancement avec l'heuristique d'allocation uniforme au BAG. 5 VLs sont distribués uniformément sur les colonnes {2, 17, 29, 41, 54}.	110

5.3	Attribution d'une trame au premier slot disponible	116
5.4	Table d'ordonnement avec allocation de type MCTS-BAG	118
5.5	Exemple d'allocation au BAG avec le problème MCTS-BAG	118
5.6	Évolution du retard maximum à l'émission d'un flux vidéo en fonction du taux d'utilisation de la table d'ordonnement pour les allocations optimale, uniforme et naïve avec réservation au BAG.	122
5.7	Statistiques de délai pour le flux vidéo XGA avec des allocations naïve, uniforme et optimale considérant la réservation au BAG des flux avioniques.125	
6.1	Retard maximum à l'émission des flux avioniques de période $T > BAG$ pour différentes valeurs du facteur de redondance r	132
6.2	Nombre maximum de trames vidéo dans la table d'ordonnement pour différentes valeurs du facteur de redondance r des 8 VLs	132
6.3	Table d'ordonnement avec l'heuristique d'allocation naïve pour une sur-réservation par colonne	135
6.4	Table d'ordonnement avec l'heuristique d'allocation uniforme pour une sur-réservation par colonne. 5 VLs sont distribués uniformément sur les colonnes $\{2, 17, 29, 41, 54\}$	136
6.5	Table d'ordonnement avec allocation de type MCTS-H	140
6.6	Exemple d'allocation pour une réservation harmonique avec le problème MCTS-H	140
6.7	Table d'ordonnement avec une réservation par colonne de type MCTS-C142	
6.8	Exemple d'allocation optimale pour une réservation par colonne avec le problème MCTS-C	143
6.9	Évolution du retard maximum à l'émission d'un flux vidéo en fonction du taux d'utilisation de la table d'ordonnement pour les allocations optimale, uniforme et naïve avec réservation par colonne.	147
6.10	Statistiques de délai pour le flux vidéo XGA avec des allocations naïve, uniforme et optimale considérant la réservation harmonique des flux avioniques ($r = 2$).	151
6.11	Statistiques de délai pour le flux vidéo XGA avec des allocations naïve, uniforme et optimale considérant la réservation par colonne des flux avioniques.	153
A.1	Architecture .NED du réseau AFDX modélisée en OMNet++	169
A.2	Modélisation du commutateur en OMNet++	170
A.3	Modélisation d'un port du commutateur en OMNet++	171

LISTE DES TABLEAUX

1.1	Évolution des systèmes embarqués avioniques [6]	13
1.2	Longueur des chemins des VLs	25
1.3	Nombre de VLs par durée de BAG et taille maximale de trame	26
2.1	Récapitulatif des politiques d'ordonnancement	54
2.2	Caractéristiques des technologies de communication temps-réel	55
3.1	Nombre de trames AFDX nécessaire pour la transmission d'une seconde de vidéo pour différentes résolutions d'écran. La bande passante et la période maximale de création des trames sont données pour chaque résolution.	63
3.2	Caractéristique des VLs de l' <i>end system</i> source de la vidéo	76
3.3	Politiques d'ordonnancement appliquées dans les scénarios de simulation	78
3.4	Délai minimum(d_{min}), moyen(d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un flux vidéo XGA et 8 VLs mesuré à la source, de traversée du réseau et de bout-en-bout en considérant une politique FIFO au niveau des commutateurs.	83
3.5	Délai minimum(d_{min}), moyen(d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un flux vidéo XGA et 8 VLs mesuré à la source, de traversée du réseau et de bout-en-bout en considérant une politique SPQ au niveau des commutateurs.	84
3.6	Borne sur le délai de bout-en-bout en pire cas pour un VL et un flux vidéo qui traversent le même chemin.	85
4.1	Caractéristiques des VLs de l' <i>end system</i> d'analyse	100
4.2	Délais minimum(d_{min}), moyen(d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un ensemble de 8 VLs émis par un <i>end system</i> appliquant une table d'ordonnancement avec réservation au BAG. Les flux avioniques transmis par ces VLs ont une période égale au BAG.	101

4.3	Délais minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un ensemble de 8 VLs. L' <i>end system</i> source utilise une table d'ordonnancement avec une <i>i</i>) réservation au BAG, <i>ii</i>) réservation harmonique $r = 2$ et <i>iii</i>) sur-réservation par colonne. Les flux avioniques transmises par ces VLs ont une période supérieure au BAG. Les <i>offsets</i> des VLs dans la table d'ordonnancement sont constants et les mêmes que dans le scénario précédent.	102
5.1	Notations utilisées pour modéliser le problème d'optimisation	113
5.2	Retard maximum à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo. La gigue des VLs est nulle. Des résultats pour une allocation optimale, naïve et uniforme sont montrés. La période minimale des flux vidéo est calculée pour le nombre maximum de slots disponibles dans la table après la réservation des VLs à leur BAG. En fonction du nombre de flux vidéo, plusieurs trames vidéo peuvent être émises à la même date.	121
5.3	Caractéristique des VLs de l' <i>end system</i> source de la transmission vidéo	123
5.4	Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo et attribution des <i>offsets</i> des VLs pour une table d'ordonnancement avec une réservation au BAG dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la table d'ordonnancement avec <i>i</i>) 1 flux XGA ou <i>ii</i>) 2 flux VGA dans une proportion de 88% ou de 73%, respectivement.	124
5.5	Délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{99}) pour des flux vidéo pour une table d'ordonnancement avec une réservation au BAG dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec avec <i>i</i>) 1 flux XGA ou <i>ii</i>) 2 flux VGA.	126
6.1	Nombre de trames AFDX requise sur la durée de la table pour différentes résolutions d'écran vidéo.	133
6.2	Notations utilisées pour modéliser le problème d'optimisation	137
6.3	Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) pour 1 et 2 flux vidéo avec la réservation harmonique des VLs. Les résultats optimaux sont obtenu suite à la résolution du programme MCTS-H en CPLEX. La période minimale des flux vidéo est calculée pour le nombre maximum des slots disponibles dans la table d'ordonnancement après allocation des VLs.	145

6.4	Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) pour 1 et 2 flux vidéo avec la réservation par colonne des VLs. Les résultats optimaux sont obtenu suite à la résolution du programme MCTS-C en CPLEX. La période minimale des flux vidéo est calculée pour le nombre maximum de slots disponibles dans la table d'ordonnement après allocation des VLs.	146
6.5	Caractéristiques des VLs de l' <i>end system</i> d'analyse	148
6.6	Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo et attribution des <i>offsets</i> des VLs pour une table d'ordonnement avec une réservation harmonique de facteur de redondance $r = 2$ dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec <i>i</i>) 1 flux XGA pour une utilisation de 87% ou <i>ii</i>) 2 flux VGA pour une utilisation de 72%.	149
6.7	Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo et attribution des <i>offsets</i> des VLs pour une table d'ordonnement avec une réservation par colonne dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec <i>i</i>) 1 flux XGA pour une utilisation de 98% ou <i>ii</i>) 2 flux VGA pour une utilisation de 84%.	150
6.8	Délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour des flux vidéo et une table d'ordonnement avec réservation harmonique ($r = 2$) dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec avec <i>i</i>) 1 flux XGA ou <i>ii</i>) 2 flux VGA.	150
6.9	Délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour des flux vidéo et une table d'ordonnement avec une réservation par colonne dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec avec <i>i</i>) 1 flux XGA ou <i>ii</i>) 2 flux VGA.	152

GLOSSAIRE

- ADVB** Avionics Digital Video Bus. 60, 61, 62, 63, 64, 133, 134
- AFDX** Avionics Full-DupleX switched Ethernet. vii, viii, ix, x, 1, 2, 3, 4, 6, 7, 14, 19, 20, 21, 22, 24, 25, 28, 29, 30, 32, 33, 34, 35, 36, 37, 38, 39, 40, 41, 45, 56, 59, 60, 62, 63, 64, 65, 66, 67, 68, 71, 72, 73, 74, 75, 82, 85, 86, 90, 91, 99, 106, 107, 112, 118, 119, 120, 123, 148, 154
- APEX** APplication EXecutive. 16, 17, 18, 19, 21
- API** Application Programming Interface. 13
- AVB** Audio Video Bridging. 39, 43, 44, 45, 52, 54
- BAG** Bandwidth Allocation Gap. 23, 25, 26, 30, 37, 65, 68, 70, 71, 72, 73, 75, 76, 89, 91, 92, 93, 94, 95, 96, 97, 98, 100, 103, 104, 105, 106, 108, 110, 112, 113, 114, 115, 116, 117, 119, 120, 123, 124, 127, 129, 131, 133, 134, 136, 138, 139, 143, 144, 148, 154, 176
- BE** Best-Effort. 49, 50, 51
- CAN** Controller Area Network. 39, 42, 43, 55
- CBS** Credit Based Shaper. 44, 45, 55
- COTS** Commercial Off-The-Shelf. 19
- CP** Constraint Programming. 48, 112
- CP Optimizer** Bibliothèque logicielle implémentée par CPLEX pour la recherche des solutions optimales. 119
- CPLEX** Solveur de problèmes d'optimisation commercialisé par IBM ILOG. xx, xxi, 119, 120, 143, 145, 146, 147
- CRC** Contrôle de Redondance Cyclique. 62
- CSMA/CA** Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance. 12
- CSMA/CD** Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection. 29, 30

- CSMA/CR** Carrier Sense Multiple Access/Collision Resolution. 42
- CSP** Constraint Satisfaction Problem. 112
- DGAC** Direction générale de l'Aviation civile. 2, 34
- DP** Dynamic Priority. 32
- DRR** Deficit Round Robin. 39, 41, 54, 67
- EDF** Earliest Deadline First. 32
- EOF** End Of Frame. 62
- event-triggered** Paradigme d'ordonnancement à base de priorité et de la date d'arrivée d'une trame dans le réseau. viii, xii, 2, 4, 5, 35, 39, 40, 41, 42, 45, 47, 48, 49, 51, 52, 54, 55, 56, 66, 67, 76, 79, 86
- FADEC** Full Authority Digital Engine Control. 46
- FC-AV** Fibre Channel–Audio Video. 60, 61, 62
- FIFO** First In First Out. 18, 22, 24, 32, 39, 40, 41, 54, 73, 74, 76, 78, 79, 80, 81, 82, 85
- FlexRay** Protocole de communication réseau conçu pour l'automobile. xv, 47, 48, 49
- FP** Fixed Priority. 32
- GCL** Gate Control List. 52, 53
- gPTP** Generalized Precision Time Protocol. 43
- ILP** Integer Linear Programming. 48, 49
- IMA** Integrated Modular Avionics. vii, ix, 13, 14, 15, 16, 19, 20, 28, 74
- IP** Internet Protocol. 22, 60, 72
- IREHDO2** Intégration Réseau Embarqué Haut Débit Optique - projet financé par la DGAC pour définir une nouvelle génération de réseaux avioniques . 2
- LRM** Line Replaceable Module. 15
- LRU** Line Replaceable Unit. 9, 10, 11, 12
- MAC** Medium Access Control. 22
- MAF** MAJor time Frame. 17
- MILP** Mixed-Integer Linear Programming. 52

- Network Calculus** Méthode déterministe de calcul d'une borne supérieure du délai de bout en bout des flux utilisée dans la certification du réseau AFDX. vii, 1, 31, 32, 33, 37, 40, 41, 45, 51, 54, 85
- NRZ** Non Return to Zero. 42
- offset** Décalage de phase entre les flux du réseau. 32, 41
- OMT** Optimisation Modulo Theory. 54
- PCF** Protocol Control Frames. 49, 50
- PPCM** Plus Petit Commun Multiple. 17
- Python** Langage de programmation interprété. 118
- RC** Rate Constrained. 49, 50, 51
- RR** Round Robin. 41
- SAP** Service Access Point. 21, 22
- SMT** Satisfiability Modulo Theories. 51, 52, 54
- SOF** Start Of Frame. 62
- SPQ** Static Priority Queuing. viii, x, 39, 40, 41, 54, 55, 67, 73, 74, 76, 78, 79, 80, 81, 82, 85, 86, 179, 180
- SRP** Stream Reservation Protocol. 44
- SRU** Shop Replaceable Unit. 10
- TAS** Time Aware Shaper. 52, 54
- TCP** Transmission Control Protocol. 22, 72
- TDMA** Time Division Multiple Access. 12, 28, 45, 46, 47, 48, 50, 52, 90
- time-triggered** Paradigme d'ordonnancement qui permet la planification des transmissions dans le temps. viii, xii, 2, 4, 5, 35, 45, 46, 47, 48, 49, 51, 52, 54, 55, 56, 57, 66, 67, 76, 78, 79, 80, 81, 82, 85, 86, 89, 107
- TSN** Time Sensitive Networking. 45, 52, 53, 54
- TTEthernet** Technologie réseau qui utilise l'ordonnancement time-triggered pour fournir une communication déterministe temps-réel sur Ethernet commuté. 49, 50, 51, 52
- TTP** Time-Triggered Protocol. 46
- TTP/C** Time-Triggered Protocol- Class C) est un réseau de communication à tolérance de pannes destiné aux applications critiques. 46

UDP User Datagram Protocol. 22, 72

VL Virtual Link. 21, 22, 23, 24, 25, 26, 30, 32, 33, 37, 59, 64, 65, 66, 67, 68, 70, 71, 72, 73, 74, 75, 76, 79, 80, 82, 85, 86, 91, 92, 93, 94, 95, 96, 97, 98, 99, 100, 101, 103, 104, 105, 106, 107, 108, 109, 110, 111, 112, 113, 114, 115, 116, 117, 118, 119, 120, 121, 123, 124, 126, 130, 131, 133, 134, 135, 136, 137, 138, 139, 140, 141, 142, 143, 144, 146, 147, 148, 149, 153, 154, 169, 175, 176, 177

VoIP Voice over IP. 38

WRR Weighted Round Robin. 39, 41, 54, 67

XGA Extended Graphics Array (XGA) représente une définition d'écran sur 1024×768 .

INTRODUCTION

En 2019, le nombre moyen de vols civils par jour dans le monde est de 188 901 [7]. 127 passagers prennent l'avion chaque seconde dans un aéroport. La flotte mondiale d'avions de ligne compte 22 680 avions. Ce nombre va plus que doubler au cours des 20 prochaines années conformément aux estimations d'Airbus [8].

Pour arriver à l'usage actuel du transport aérien, les systèmes avioniques ont connu des transformations importantes au cours des années. Au début, ces systèmes étaient complètement mécaniques, puis les avancés technologiques ont conduit à l'introduction des commandes de vol électriques au milieu des années 60 et au passage vers le numérique dans les années 80. Le nombre croissant de fonctions embarquées a augmenté la complexité des systèmes avioniques et a conduit au développement d'une architecture modulaire dans les avions civils modernes. L'architecture modulaire permet la réutilisation des composants et le partage de ressources entre plusieurs fonctions.

Les bus de communication spécifiques utilisés auparavant dans les architectures fédérées ont une bande passante limitée. De plus, leur architecture mono-émetteur ne permet pas de servir le nombre croissant de fonctions avioniques. Ces bus ne pouvant plus répondre aux nouveaux besoins avioniques, les avionneurs se sont orientés lors de la construction de l'A380 vers une solution reposant sur la technologie Ethernet commuté Full Duplex. Cette solution offre une communication à haut débit et permet de réduire le câblage et les coûts. Cette solution est standardisée par la norme ARINC 664-7 sous le nom de Avionics Full-Duplex switched Ethernet (AFDX) [9] dans le contexte avionique. A présent, l'AFDX est utilisé dans les avions Airbus A380/A350/A400M, Boeing B787 Dreamliner, ARJ21 et Superjet 100.

Pour des raisons de sûreté de fonctionnement, la certification des avions civils exige un comportement prévisible des systèmes avioniques et des délais de communication déterministes. Des bornes sûres sur les délais de communication sont calculées par l'analyse temporelle des flux du réseau. Plusieurs méthodes d'analyse existent. La certification du réseau AFDX utilise l'approche par Network Calculus. Cette approche s'intéresse à des

scénarios pire cas correspondant à des événements extrêmement rares conduisant ainsi à un surdimensionnement du réseau AFDX. Le réseau résultant est très peu chargé, la bande passante étant sous-utilisée.

Les travaux de cette thèse se déroulent dans le cadre du projet IREHDO2 financé par la Direction générale de l'Aviation civile (DGAC), qui se propose de concevoir une nouvelle génération de réseaux avioniques. Les avionneurs envisagent d'utiliser cette bande passante restante du réseau AFDX pour transporter d'autres types de flux, moins critiques. Ce trafic additionnel peut être représenté par de la vidéo provenant des caméras de surveillance, de l'audio pour permettre la communication entre les membres du personnel navigant, des services de maintenance ou autre. Ces flux, ayant des contraintes temporelles différentes, ne doivent pas affecter la transmission temps-réel des flux avioniques critiques. Le réseau AFDX doit être en mesure d'assurer la qualité de service des flux avioniques et additionnels. Des mécanismes de différenciation de trafic doivent donc être définis.

Objectifs de l'étude

Dans cette thèse, nous considérons la transmission de flux vidéo non-compressés additionnels sur le réseau AFDX. Ces flux sont très sensibles à la variation du délai de bout-en-bout.

Pour répondre au problème de différenciation de service dans l'AFDX, nous devons identifier des politiques d'ordonnancement capables d'assurer les contraintes de différents types de flux. Ces politiques peuvent être appliquées au niveau de l'émetteur et des ports de sortie des commutateurs. Le choix de l'ordonnancement se fait parmi les différentes approches de type *event-triggered* ou *time-triggered*.

Les modules avioniques ne sont pas synchronisés. Nous proposons donc une solution d'ordonnancement hybride ne nécessitant pas de référence temporelle globale. Cette solution combine une approche *time-triggered* au niveau de l'émetteur avec une politique de services *event-triggered* au niveau des ports de sortie des commutateurs. Cette solution est comparée à un ordonnancement globalement *event-triggered* représentatif des solutions actuelles.

Dans cette thèse, nous étudions la construction de cet ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'émetteur. Nous définissons pour cela une table d'ordonnancement composée de slots de temps. L'allocation des flux à ces slots modifie la variabilité du délai à l'émission. Nous proposons dans ces travaux différentes stratégies d'allocation qui visent à réduire la variation du délai des flux à l'émission.

Plan et contributions des travaux de thèse

Le manuscrit de cette thèse comporte six chapitres. La Figure 1 et le texte ci-après décrivent l'organisation des contributions présentées dans cette thèse.

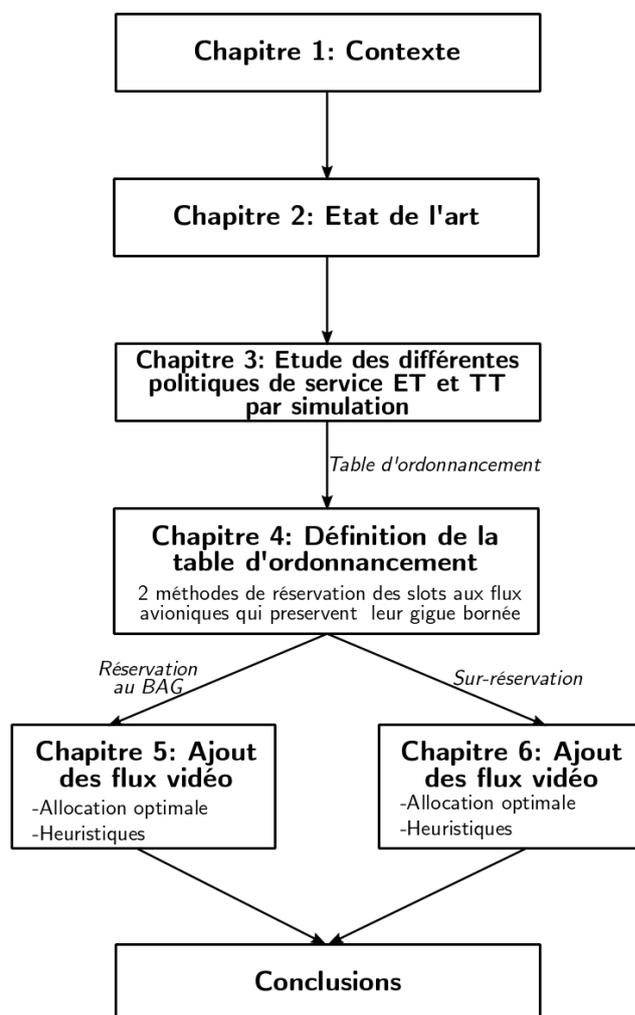


FIGURE 1 Organisation du manuscrit

Chapitre 1 : Évolution des architectures des systèmes avioniques. Nous commençons par passer en revue les différentes évolutions des architectures des systèmes avioniques qui ont conduit au déploiement de l'architecture modulaire IMA inter-connectée par le réseau AFDX dans les avions civils modernes. Nous présentons l'architecture IMA et

les principes de communication du réseau AFDX étudiés dans cette thèse. Les principales problématiques d'un tel réseau sont liées au déterminisme et à la certification qui exigent une analyse des délais de bout-en-bout du réseau. Nous présentons donc une synthèse des méthodes d'analyse. Nous introduisons ensuite l'objectif de cette étude qui consiste à intégrer un trafic additionnel sur le réseau AFDX. La problématique de l'intégration de politiques de qualité de service sur AFDX est alors soulevée.

Chapitre 2 : L'avionique de demain : une convergence des réseaux. Le besoin de différenciation de trafic dans le réseau AFDX est décrit ici en présentant les différentes applications additionnelles envisagées et leurs contraintes temporelles. Nous présentons une synthèse des solutions d'ordonnancement proposées dans les différentes technologies réseau temps-réel pour assurer la qualité de service des flux. Nous passons en revue plusieurs approches d'ordonnancement *event-triggered* et *time-triggered* avec leurs avantages et inconvénients pour identifier celles pouvant nous servir dans le réseau AFDX.

Chapitre 3 : Choix de l'ordonnancement dans un réseau AFDX transportant de la vidéo. Ce chapitre propose une étude comparative des différentes politiques d'ordonnancement identifiées au chapitre 2 pour différencier le trafic sur AFDX. Une étude par simulation est menée pour mesurer les performances en matière de délai des différentes politiques. Nous montrons qu'un ordonnancement localement *event-triggered* combiné à une politique *event-triggered* dans les commutateurs est prometteuse.

Chapitre 4 : Ordonnancement des flux avioniques temps-réel critiques au niveau de l'émetteur. La solution basée sur l'ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'émetteur est retenue dans la suite de cette thèse. Nous nous intéressons d'abord à la construction de l'ordonnancement *time-triggered* en considérant des flux avioniques uniquement. Cet ordonnancement est défini par une table d'ordonnancement. Le principe de cette table est simple : des slots de temps sont offerts aux flux pour transmettre leurs trames. Dans ce chapitre, nous nous intéressons au problème d'attribution des slots aux flux avioniques de façon à assurer leur contrainte de gigue bornée en émission. Deux méthodes de réservation des slots dans la table sont proposées en fonction de la période réelle d'émission des flux avioniques : la réservation au BAG (intervalle minimale inter-trame) et la sur-réservation.

Dans les deux chapitres suivants, nous nous intéressons au problème d'ordonnancement dans sa globalité pour permettre le transport des flux avionique et vidéo. Dans un premier

temps, nous considérons au chapitre 5 le cas où les slots des flux avioniques sont réservés au BAG. Ensuite, nous traitons la sur-réservation des slots aux flux avioniques au chapitre 6.

Chapitre 5 : Ordonnancement des flux avioniques par réservation au BAG avec des flux vidéo au niveau de l'émetteur. Dans ce chapitre, nous considérons la réservation au BAG des flux avioniques. Nous proposons des stratégies de répartition des flux avioniques dans la table d'ordonnancement qui visent à favoriser un retard à l'émission réduit des flux vidéo. Ces stratégies s'appuient d'abord sur deux heuristiques simples d'allocation des flux dans la table : naïve et uniforme. Ensuite, le problème d'allocation est formulé par un problème d'optimisation par contraintes permettant de minimiser le retard à l'émission des flux vidéo. Ces stratégies sont évaluées en simulation.

Chapitre 6 : Ordonnancement des flux avioniques par sur-réservation avec des flux vidéo au niveau de l'émetteur. Nous nous intéressons au problème d'allocation des slots dans la table d'ordonnancement dans le cas de la sur-réservation des slots des flux avioniques. Comme pour la réservation au BAG, nous proposons deux heuristiques d'allocation naïve et uniforme que nous comparons avec une allocation optimale.

Les principales contributions de cette thèse sont les suivantes :

Choix d'un ordonnancement localement *time-triggered*. La première contribution de cette thèse consiste à identifier une solution d'ordonnancement des flux avioniques et vidéo permettant de leur assurer la qualité de service. En comparant plusieurs politiques de service *event-triggered* et *time-triggered*, nous avons constaté un gain important avec un ordonnancement *time-triggered* défini localement au niveau de l'*end system* et combiné à une politique *event-triggered* dans les commutateurs. Cette contribution se retrouve dans les publications [A] et [B].

Définition de la table d'ordonnancement. Notre deuxième contribution introduit l'ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'*end system*, par la définition d'une table d'ordonnancement. La structure de cette table a été publiée dans [C] et [D]. Deux méthodes de réservation de slots aux flux avioniques sont identifiées : la réservation au BAG et la sur-réservation.

Ordonnancement des flux avioniques et vidéo avec une allocation optimale. Une contribution centrale de cette thèse s'articule autour de l'allocation optimale des

flux avioniques et vidéo dans la table d'ordonnement. Pour assurer les contraintes des deux types de flux, nous modélisons le problème d'allocation des flux dans la table par un problème d'optimisation comme présenté dans [A]. Les deux modes de réservation des flux avioniques, au BAG et sur-réservation, sont exprimés plus en détail dans ce mémoire.

Ordonnement des flux avioniques et vidéo avec des heuristiques. Nous proposons également deux heuristiques permettant de répartir les flux dans la table. Nous montrons que ces heuristiques sont moins performantes que l'allocation optimale quand le taux d'utilisation de la table s'approche de 100%. Néanmoins, pour des tables moins chargées, les heuristiques proposées offrent des performances équivalentes à moindre coût calculatoire. Ces résultats sont au coeur d'une publication journal en cours de rédaction, et font l'objet des premières conclusions présentées dans [A].

Évaluation des allocations sur une configuration industrielle du réseau AFDX. Un point important de ces travaux est leur évaluation par simulation d'une configuration industrielle de réseau AFDX fournie par un industriel représentatif de l'avionique [A], [B], [C], [D].

Liste des publications

- [A] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Multiplexing avionics and additional flows on a qos-aware afdx network," in *2019 24th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA)*, pp. 282–289, IEEE, 2019
- [B] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Impact of source scheduling on end-to-end latencies in a qos-aware avionics network," in *Proceedings of the 34th ACM/SIGAPP Symposium on Applied Computing*, pp. 643–646, ACM, 2019
- [C] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Towards quality of service provision with avionics full duplex switching," in *29th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS 2017)*, pp. 1–3, 2017
- [D] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Injection de flux non-critiques dans l'avionics full-duplex switched ethernet," *Ecole d'été Temps-Réel (ETR 2017)*, Paris, 2017

ÉVOLUTION DES ARCHITECTURES DES SYSTÈMES AVIONIQUES

Les systèmes avioniques ont connu un développement important au cours des six dernières décennies. Dans ce chapitre, nous allons passer en revue les principales évolutions avioniques qui ont conduit au système distribué actuel reposant sur une architecture modulaire et opérant par le réseau Avionics Full-Duplex switched Ethernet (AFDX). Nous présentons en détail ce réseau, les problématiques liées à la certification et au déterminisme de la communication, ainsi que les différentes méthodes permettant de calculer une borne pire cas sur le délai de bout-en-bout.

Les travaux de cette thèse s'intéressent aux évolutions possibles du réseau AFDX pour servir aux besoins d'une nouvelle génération d'avions. Ces travaux se sont déroulés dans le cadre du projet de recherche IREHDO2 ayant pour objectif de faire évoluer le réseau avionique existant AFDX afin qu'il puisse transmettre des flux avioniques et non avioniques à un débit gigabit. Dans ce contexte, il est nécessaire de trouver un moyen de partage efficace des ressources du réseau AFDX entre les différents types de trafic et d'introduire dans le réseau des mécanismes de différenciation de service en fonction des applications déployées. Le cadre industriel de la thèse et ses objectifs sont précisés dans la partie finale de ce premier chapitre.

1.1 Vers l'avionique numérique

Les systèmes avioniques définissent l'ensemble des équipements électriques, électroniques et informatiques embarqués à bord d'un avion et qui aident au pilotage. Ces systèmes intègrent des capteurs, des actionneurs, des calculateurs, des logiciels pour

assurer des fonctions complexes telles que les commandes de vol, le pilote automatique, la navigation, la communication etc. [6]. Les systèmes avioniques ont connu une évolution importante dans les six dernières décennies grâce aux progrès de l'informatique et de l'électronique qui ont conduit à une croissance continue des fonctionnalités et de la complexité des échanges entre les fonctions.

Au début : un système mécanique. Les premiers avions sont complètement mécaniques. La liaison mécanique entre les commandes de vol et les gouvernes est la méthode de base utilisée sur l'avion. Le déplacement des commandes est transmis aux gouvernes par l'intermédiaire de câbles sur poulies agissant sur des leviers ou des bielles métalliques. Pour transmettre ces commandes un certain effort physique et mécanique doit être exercé par le pilote. L'augmentation de la taille, du poids et de la vitesse des aéronefs a aussi mené à une augmentation des efforts aux commandes.

Les systèmes mécaniques devenant de plus en plus complexes, l'étape suivante a consisté à assister le pilotage avec des systèmes hydrauliques pour démultiplier l'effort du pilote. Ainsi, l'action aux commandes est transmise par des bielles jusqu'à des servocommandes qui actionnent les gouvernes [14].

Une évolution majeure est connue lors de l'introduction de la technique des commandes de vol électriques aussi dénommée *fly-by-wire* dans l'industrie. Les développements électriques de l'époque ont rendu possible le remplacement des actionneurs hydrauliques par des servomoteurs électriques. Des mini-manches sont utilisés pour diriger l'aéronef. Les données des pilotes sont interprétées par les ordinateurs des commandes de vol qui déplacent les surfaces mobiles en fonction des besoins pour obtenir la modification de la trajectoire de vol souhaitée.

Un système numérique. Les commandes de vol électriques sont apparues en 1958 sur l'avion militaire CF-105 Arrow construit par Avro Canada. Le premier avion civil à disposer de commandes de vol entièrement électriques et analogiques fut le Concorde au début des années 70.

Avec la révolution numérique et l'avènement du circuit-intégré, une deuxième génération de commandes de vol électriques a vu le jour. Le premier programme utilisant des commandes de vol électriques numériques a été développé par la NASA en 1972 pour le F-8 Digital Fly-By-Wire. Le système de vol mécanique de l'avion militaire F-8C a alors été remplacé par un système de vol électrique équipé d'un ordinateur de guidage d'Apollo [15].

Dans les années 80, Airbus est le premier avionneur à adopter un cockpit numérique

sur l'A310, favorisant un système automatisé de commande de l'avion. En 1988, Airbus certifie l'A320, le premier avion civil à commandes de vol électriques numériques sous forme de manche, entièrement contrôlées par des calculateurs. Les modèles suivants A330/A340 ainsi que les variations de la famille A320 ont suivi le même principe. En outre, le passage vers le numérique a permis la réduction du nombre de pilotes à 2 et l'introduction des postes de pilotage modernes avec des cockpits en verre tout écran, un système d'affichage ECAM (Electronic Centralized Aircraft Monitoring) permettant aux pilotes de visualiser des informations sur l'état des principaux systèmes de l'avion, ainsi qu'un système de guidage automatique de l'appareil, le FMGS (Flight Management and Guidance System).

La technologie *fly-by-wire* a conduit à une réduction d'environ 300kg de la masse de l'avion suite à la suppression des poulies, câbles et liaisons mécaniques, et donc à une réduction de la consommation de carburant.

Les bénéfices apportés par cette architecture sont liés à la simplification de la maintenance et de l'installation qui sont liées au fait qu'Airbus a souhaité créer des avions ayant des postes et des caractéristiques de pilotage pratiquement identiques. Le temps de formation des pilotes lors de leur passage d'un type d'avion à un autre est ainsi beaucoup plus court.

L'apport majeur des commandes de vol numériques est l'introduction de la protection du domaine de vol qui permet d'améliorer la sécurité de l'avion. Les ordinateurs de bord peuvent directement actionner les gouvernes en tenant compte d'un grand nombre de paramètres extérieurs (altitude, vitesse, dérive due au vent, etc.) et peuvent détecter les ordres anormaux ou dangereux passés par les pilotes [16].

1.2 Architecture fédérée

Le remplacement des équipements analogiques par des équipements numériques dans les avions civils a conduit à la mise en place d'une architecture fédérée. Dans ce modèle d'architecture, les équipements sont répartis sur la totalité de l'appareil. Chaque fonction dispose de ressources matérielles dédiées (calculateur propre) pour pouvoir s'exécuter indépendamment des autres fonctions. De cette façon, les risques de propagation d'erreurs et de défaillances sont minimisés. Une fonction défaillante peut être isolée sans exiger l'arrêt du système.

Cette architecture est composée d'un ensemble de boîtiers électroniques qui peuvent être remplacés rapidement. De point de vue matériel, des modules standard appelés Line Replaceable Unit (LRU) sont utilisés pour regrouper les ressources de mémoire et

de capacité de calcul et offrir une interface standard aux applications qui exécutent les fonctions. Un module LRU est composé de plusieurs cartes électroniques appelées Shop Replaceable Unit (SRU) qui embarquent les fonctions avioniques. Les modules LRU sont placés dans le cockpit ou dans un endroit réservé à l'avant de l'aéronef, près du cockpit.



FIGURE 1.1 LRU dans l'ordinateur de contrôle de vol comportant 5 SRU

La conception du système est indépendante du moyen de communication choisi, différents types de machines pouvant être utilisés. Le contrôle des équipements est décentralisée. Les systèmes coopèrent pour accomplir des missions. Ils s'échangent des données à travers des bus de données.

1.2.1 Exemples de fonctions et LRU

Deux répartitions de fonctions du système de commandes de vol choisie par les deux avionneurs Airbus et Boeing sont données à titre d'exemple.

Répartition LRU Airbus A320. Pour l'A320, toutes les fonctions ont été réparties dans différents calculateurs. Les commandes de vol sont commandées par trois types de calculateurs : ELAC (Elevators and Ailerons Computer) pour les ailerons et les profondeurs, SEC (Secondary Computer) pour toutes les gouvernes et FAC (Flight Augmentation Computer), amortisseur de lacet et calcul du centrage. ELAC et SEC ont deux voies de calcul différentes COM (command) et MON (monitoring). Sur cette architecture COM/MON, à l'intérieur d'un même boîtier deux logiciels différents fonctionnent sur deux cartes électroniques différentes : la partie *Command* est le logiciel proprement dit, qui effectue ses calculs de sortie en fonction des entrées du système, et la partie *Monitoring* qui surveille la première et lève des alarmes vers d'autres systèmes de l'avion [16], [17].

Répartition LRU Boeing 777. Sur le Boeing 777, il y a 3 PFC (Primary Flight Computer) appelés L (Left), C (Centre) et R (Right) pour calculer les lois de commandes. Chacun de ces 3 calculateurs comporte 3 voies de calcul différentes utilisant du matériel et du logiciel différents. De plus, il y a 4 ACE (Actuators Control Electronics) qui font l'interface entre les domaines numériques des calculateurs et analogiques des servocommandes. Ces ACE ont également des fonctions de commande et de surveillance différentes [18].

1.2.2 Les bus de communication

Pour assurer leurs fonctions, les LRUs ont besoin d'accéder à des capteurs, à des actionneurs, à l'alimentation en énergie, etc. Chacun des LRUs doit donc être capable de recevoir et d'émettre des données. La demande d'échange d'informations entre les LRUs avioniques a nécessité la mise au point de bus de données fiables et prédictibles. Les coûts de développement de tels systèmes sont considérables et leur réutilisation dans les futurs modèles d'avion est hautement souhaitable. Les différentes solutions de communication par bus de données ont été standardisées par ARINC (Aeronautical Radio, Incorporated), une organisation américaine de standardisation des composants et réseaux informatiques internes aux aéronefs. Parmi les solutions réseau, les bus ARINC 429 et ARINC 629 sont les plus utilisés dans les architectures fédérées. L'avionique de l'A320 et A340 repose exclusivement sur des bus ARINC 429, alors que l'avionique de Boeing 777 utilise les deux types de bus.

Bus ARINC 429. La norme ARINC 429 [19] a été développée en 1977 pour définir les caractéristiques électriques du mode de transmission et des câbles utilisés, ainsi que l'organisation et la forme des données à transmettre (protocole). Le bus ARINC 429 est un bus de données simple utilisant un seul émetteur et de 1 à 20 récepteurs par bus comme décrit dans la Figure 1.2. La communication est unidirectionnelle et pour une communication bidirectionnelle entre les systèmes, un bus ARINC 429 utilise deux fils pour transmettre un encodage bipolaire avec Retour à Zéro (RZ). Les données sont transférées sur les bus séries ARINC 429 par des mots de 32 bits séparés par 4 bits-time NULL. Le bus unidirectionnel utilise une paire torsadée.

Le bus ARINC 429 supporte deux types de débit : un débit haut de 100 Kbps et un débit bas variant entre 12 Kbps et 14.5 Kbps [20].

L'avantage de ce bus est son déterminisme, chaque fonction disposant de ses propres ressources de calcul et lien de communication. L'un des inconvénients de ce bus est la difficulté d'ajouter de nouvelles LRUs. Toute LRU supplémentaire nécessite une

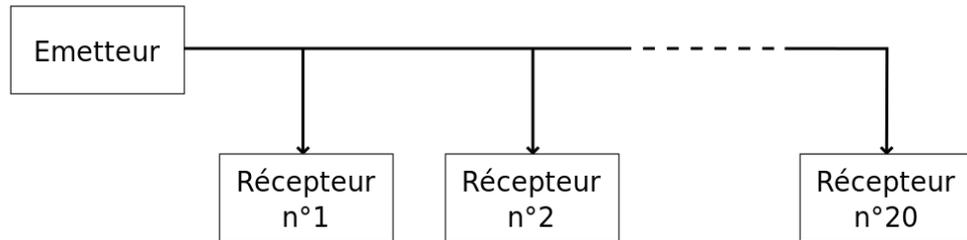


FIGURE 1.2 Architecture d'un bus ARINC 429 avec un émetteur et plusieurs récepteurs

communication par câble supplémentaire avec les LRUs existantes. L'interconnexion des LRUs éloignées nécessite de longs câbles qui augmentent le poids et peuvent poser des problèmes de fiabilité.

Bus ARINC 629. Le développement du bus de données ARINC 629 [21] a commencé au milieu des années 70 avec la prise de conscience que le concept ARINC 429 mono-émetteur/multi-récepteur serait rapidement surchargé par la quantité de données inter-système. En 1977, un groupe de recherche chez Boeing commence à travailler sur un nouveau type de bus de données à plusieurs émetteurs dans le cadre du projet DATAC (Digital Autonomous Terminal Access Communication). En 1989, ce bus est standardisé en tant que ARINC 629 et est introduit sur le Boeing 777.

Les principaux avantages d'un bus de données à plusieurs émetteurs, tel que l'ARINC 629, incluent la possibilité de transférer davantage de données entre les LRU à des débits plus élevés en utilisant moins de câbles. Le nombre maximum de terminaux qui peuvent être inter-connectés est de 120 (cf. Figure 1.3). Un débit de transmission de 2 Mbps est spécifié pour les câbles à paire torsadée.

L'accès au bus est partagé. Pour éviter les collisions, les approches Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance (CSMA/CA) et Time Division Multiple Access (TDMA) sont combinées. Un terminal se voit attribuer un slot de temps particulier pour accéder au bus et transmettre ses données sur le bus. Chaque terminal décide de manière autonome quand le slot de temps approprié est disponible par l'utilisation de plusieurs compteurs de temps intégrés [22], [23], [24].

Le débit offert par le bus ARINC 629 est plus élevé que celui offert par le bus ARINC 429 et sa nature multi-émetteurs a permis de réduire considérablement le nombre de câbles et le poids de l'avion. Toutefois, le principal inconvénient de ce bus est le coût élevé des composants.

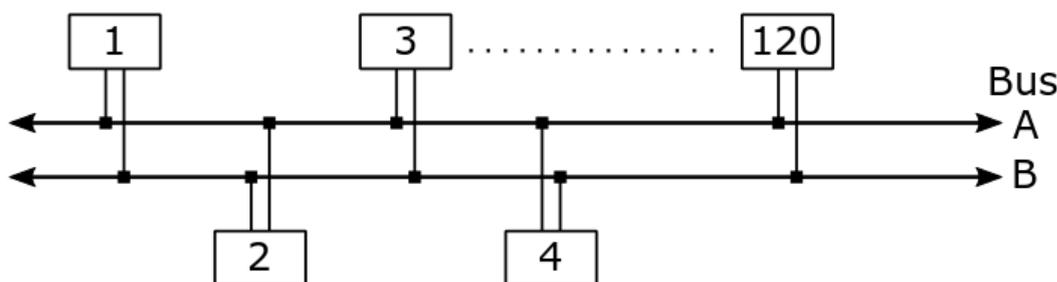


FIGURE 1.3 Architecture d'un bus ARINC 629 avec plusieurs émetteurs

1.3 Architecture avionique modulaire distribuée

L'évolution des systèmes avioniques de l'A310 à l'A340 a conduit à l'augmentation du nombre d'équipements embarqués de 50%. Le nombre de bus a doublé et la puissance de calcul a été multipliée par 4 passant à 250 MIPS (Million d'instructions par seconde) (cf. Tableau 1.1) [6]. Les fonctionnalités à assurer devenant de plus en plus complexes, la croissance de l'échange d'information est exponentielle.

	A310	A320	A340
Taille totale du logiciel embarqué (Mo)	4	10	20
Nombre total d'équipements (calculateurs)	77	102	115
Nombre de bus numériques	136	253	368
Volume total (litres) de l'électronique embarquée	745	760	830
Volume (litres) de l'électronique du pilote automatique	134	63	31
Puissance de calcul (MIPS)	60	160	250

TABLEAU 1.1 Évolution des systèmes embarqués avioniques [6]

Cette augmentation du nombre de fonctions, le coût des câbles et équipements, une durée de vie de l'avion (plusieurs dizaines d'années) plus longue par rapport à l'évolution technologique (quelques années) et aux demandes des compagnies aériennes ont amené les avionneurs à définir une nouvelle solution de communication avionique.

Dans les années 90, les avancées technologiques de l'industrie informatique reposant sur des architectures intégrées ont conduit à l'apparition des architectures avioniques modulaires distribuées en remplacement des architectures fédérées [25]. Le principe de l'avionique modulaire intégrée - Integrated Modular Avionics (IMA) a été inspiré par les systèmes informatiques et l'utilisation des Application Programming Interface (API). Elle consiste à concevoir des calculateurs (modules) génériques et configurables qui peuvent

héberger et exécuter plusieurs applications. Ce concept de modules génériques permet de réduire le nombre de LRUs et de câbles, et donc de réduire le poids et le volume de l'aéronef et dans une égale mesure d'améliorer la performance du système et en simplifier sa maintenance [26], [27].

Chez Boeing. La première initiative Integrated Modular Avionics (IMA) dans le domaine de l'aviation civile a été le système de gestion des informations AIMS (Airplane Information Management System) conçu par Honeywell pour le Boeing 777 en 1995 [1]. Ce système intégrait des fonctions du cockpit destinées au guidage en vol, enregistrement de données et aux applications de maintenance.

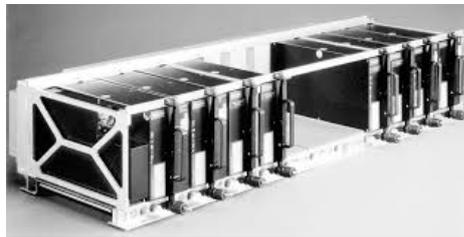


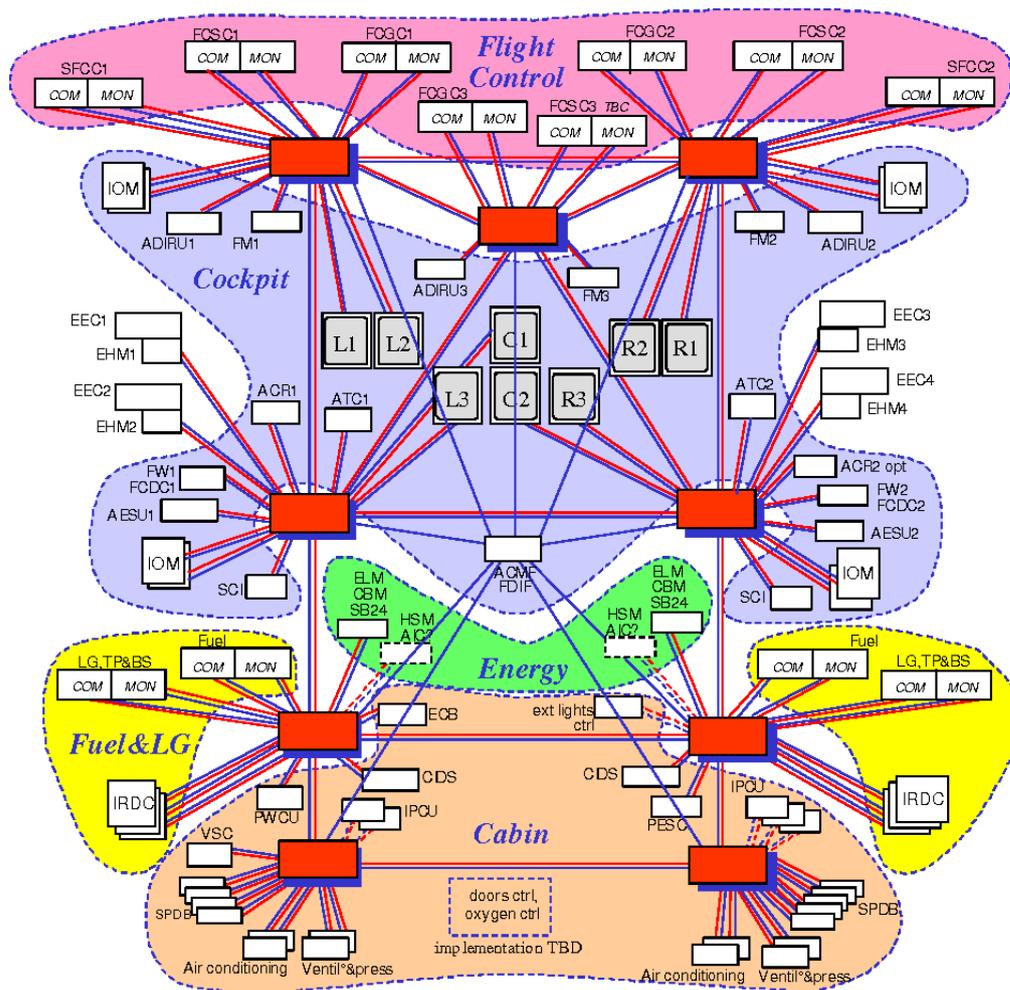
FIGURE 1.4 AIMS Boeing 777 (*Source : The Avionics Handbook [1]*)

Chez Airbus. En parallèle, Airbus avec des partenaires européens mène des travaux de recherche et propose une architecture *Open IMA* (cf. Figure 1.5) qui est adoptée pour l'A380 à la fin des années 90 [28]. L'approche consiste à renoncer aux modules propriétaires (Honeywell) et à introduire des modules avioniques standardisés par le standard ARINC 600 [29] pour tous les types de fonctions avioniques. Pour connecter les différents modules, Airbus a choisi d'utiliser la technologie Ethernet commuté Full Duplex adaptée pour l'avionique. Ce réseau de communication dénommé Avionics Full-Duplex switched Ethernet (AFDX) est standardisé par la norme ARINC 664 [9].

La suite de cette partie présente l'architecture physique et logicielle de l'IMA dans un premier temps, puis se concentre sur une description détaillée du réseau AFDX qui est au coeur de ces travaux de thèse.

1.3.1 L'architecture IMA

Le concept IMA repose sur la séparation des ressources matérielles et des fonctions avioniques. Les architectures matérielle et logicielle nécessaires au déploiement d'une solution IMA sont présentées par la suite.

FIGURE 1.5 Architecture *Open IMA* de l'A380

Architecture physique

La plateforme physique IMA est composée d'un ensemble de modules dont l'architecture physique est décrite par le standard ARINC 651 [30]. La conception de l'IMA repose sur l'architecture des systèmes informatiques multiprocesseurs. Les ressources sont regroupées dans des modules génériques appelés Line Replaceable Module (LRM) qui sont à leur tour regroupés dans des étagères.

Plusieurs types de modules peuvent être retrouvés dans une architecture IMA :

- Des modules coeur CPM (Core Processing Module) qui sont responsables de l'exécution des fonctions embarquées.

- Des modules d'entrée/sortie permettant la communication avec des éléments ne respectant pas l'architecture IMA (de type LRU par exemple)
- Des modules passerelles qui servent à la communication entre étagères.

Les modules IMA s'exécutent de manière asynchrone, chaque module suivant sa propre horloge locale. Cet asynchronisme permet d'éviter la défaillance du système à la perte de l'horloge globale.

La communication entre LRMs au sein des étagères est réalisée par des bus de données de type ARINC 659 [31] (cf. Figure 1.6).

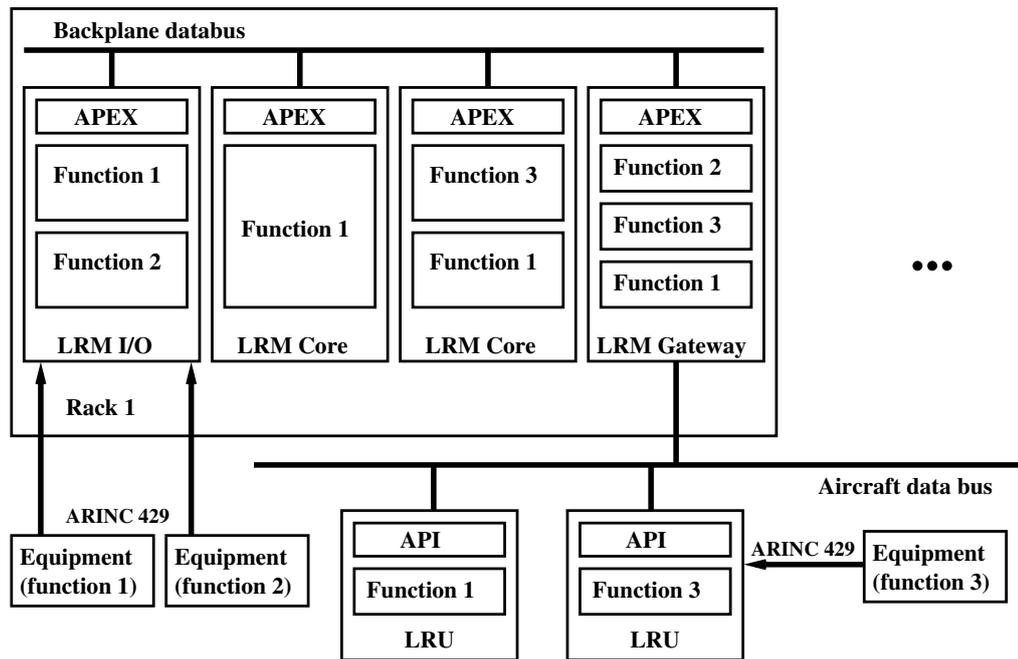


FIGURE 1.6 Architecture physique IMA

Architecture logicielle

Les applications avioniques sont composées d'un ensemble de fonctions ou de tâches qui s'exécutent sur un seul ou plusieurs modules distribués. Au niveau d'un module, les fonctions avioniques sont regroupées dans des sous-systèmes avioniques appelés partitions.

Exécution des applications. Les partitions s'exécutent dans une interface applicative dénommée APplication EXecutive (APEX) standardisée par la norme ARINC 653 [32]. L'APEX est une couche intergicielle qui se trouve au dessus du système d'exploitation

propre au module et fonctionne comme un hyperviseur (cf. Figure 1.7). Ainsi, le développement de la couche applicative est indépendant de l'infrastructure physique. En outre, l'APEX assure une isolation fonctionnelle entre les applications par un partitionnement spatial et temporel (*robust partitioning*) pour limiter la propagation des défaillances [33].

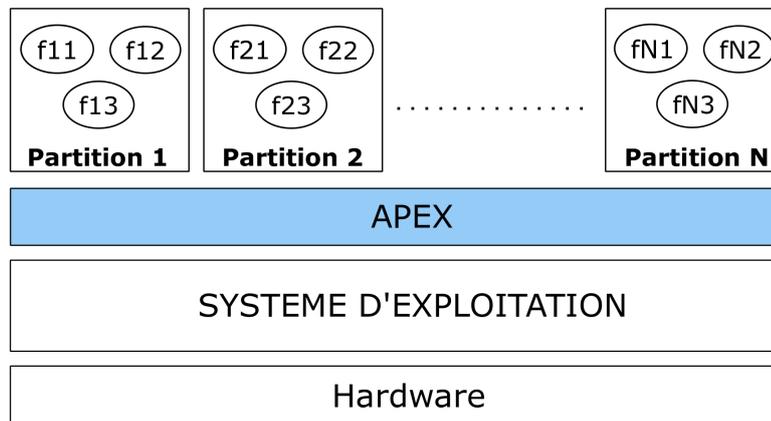


FIGURE 1.7 Architecture APEX d'un module IMA

Le partitionnement spatial assure une allocation statique de la mémoire pour les partitions durant toute la durée de vie de l'application. Les zones mémoire de chaque partition sont séparées.

Le partitionnement temporel permet d'attribuer à chaque partition une fenêtre d'exécution de taille fixe qui se répète périodiquement. Les tâches regroupées dans une partition peuvent utiliser le processeur seulement pendant l'activation de la fenêtre temporelle associée à cette partition. L'ordre d'exécution des tâches dans la fenêtre temporelle est décidé par un système d'exploitation interne à la partition. Une tâche peut s'activer périodiquement ou de manière irrégulière en fonction de l'arrivée d'un évènement.

Ordonnancement des partitions. Les partitions sont ordonnancées statiquement sur chaque module selon une trame cyclique appelée MAjor time Frame (MAF). La MAF se répète pendant toute la durée de vie du système. Toutes les partitions du module sont strictement périodiques. La longueur d'une MAF est donnée par l'hyperpériode des partitions suite au calcul du Plus Petit Commun Multiple (PPCM) des périodes des partitions de ce même module.

La Figure 1.8 illustre un exemple d'ordonnancement de 3 partitions avioniques qui s'exécutent sur le même module. Les périodes de ces partitions sont de 30, 60 et 60, respectivement. La longueur de la MAF est donc de 60.

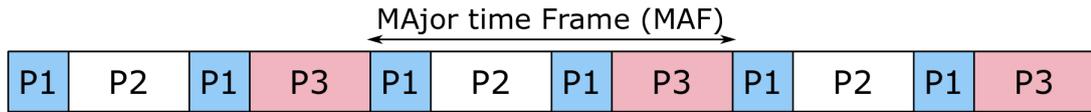


FIGURE 1.8 Illustration d'une MAF

Communication

L'APEX définit des services pour permettre aux fonctions de communiquer et d'échanger des données. Les fonctions d'une partition peuvent avoir besoin de communiquer avec d'autres fonctions de la même partition (intra-partition) ou avec des fonctions hébergées dans des partitions différentes (inter-partition). Au niveau d'une même partition, des mécanismes de type buffers, blackboard, sémaphores sont utilisés pour l'échange des données entre les fonctions.

Pour une communication inter-partition, ARINC 653 définit des canaux logiques APEX unidirectionnels reliés par des ports APEX configurés en lecture ou en écriture seule. Au niveau de chaque port, une file d'attente est utilisée pour sauvegarder des messages en émission ou réception. Deux modes de fonctionnement sont spécifiés pour la file d'attente.

- Mode *sampling* : La file d'attente peut enregistrer seulement la valeur la plus récente de la donnée écrite par une fonction.
- Mode *queueing* : La file d'attente fonctionne en mode First In First Out (FIFO) et peut enregistrer l'historique des N valeurs produites par une donnée ou une partition. A chaque fois qu'une nouvelle valeur s'ajoute dans la file, la valeur la plus ancienne parmi les N est écrasée.

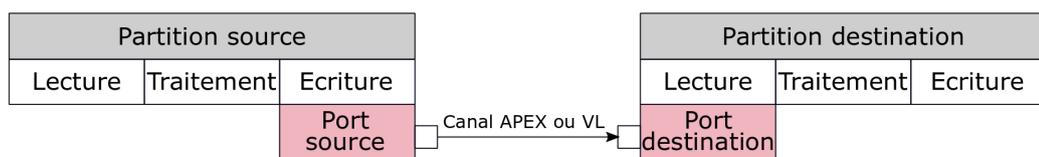


FIGURE 1.9 Communication inter-partition IMA

L'exécution d'une partition se réalise selon les 3 étapes suivantes illustrées dans la Figure 1.9 :

- Lecture sur le port APEX de réception des données qui lui sont destinées au démarrage de la partition

- Traitement des données lues par la partition
- Écriture des données sur les ports APEX d'émission à la fin de la partition.

Si les partitions communicantes se trouvent au sein d'un même module, les messages sont échangés directement par les canaux logiques APEX ou par un bus de donnée interne au module géré par le système d'exploitation.

Pour une communication avec des partitions d'un module IMA à distance, des piles de communication sont mises en place sur les modules. Différents protocoles réseaux peuvent être considérés pour relier les modules IMA : les bus ARINC 429, ARINC 629 ou le réseau AFDX. Pour transmettre un message d'une partition source à une partition destination à travers ces protocoles, différentes opérations réseau (fragmentation, segmentation, routage, etc.) peuvent être requises. Ces opérations doivent rester transparentes au niveau de la couche applicative.

1.4 Le réseau de communication AFDX

L'architecture IMA autorise la répartition d'un nombre plus important de fonctions embarquées entre les différents équipements, ce qui a conduit à une augmentation du volume des données échangées et du nombre d'interconnexions nécessaires. Même si les bus mono-émetteur ARINC 429 utilisés dans les architectures précédentes se sont montrés très fiables et simples à utiliser, leur performance est trop limitée pour répondre aux besoins de l'IMA. Le débit offert n'est pas suffisant et le nombre de bus point à point est trop élevé. Le bus multi-émetteurs ARINC 629 apporte une meilleure performance par un débit et un nombre d'utilisateurs plus élevés, mais le coût des composants spécifiques est très important.

En même temps que la définition de l'architecture IMA, Airbus a cherché une nouvelle technologie réseau pour remplacer les bus mono-émetteurs traditionnels. La solution retenue est l'Ethernet commuté Full Duplex.

Étant un standard ouvert IEEE 802.3, Ethernet a permis de réduire les coûts et le temps de développement des équipements par l'utilisation de composants génériques de type Commercial Off-The-Shelf (COTS) et la réutilisation des outils de configuration et maintenance. Le haut débit (10 Mbps, 100 Mbps ou 1Gbps) offert par ce réseau a été pris en compte dans le choix.

Des modifications spécifiques aux systèmes avioniques ont été apportées au réseau Ethernet qui a été normalisé par la partie 7 du standard ARINC 664 sous le nom d'AFDX.

L'architecture IMA-AFDX a été intégrée dans les avions civils récents tels que l'A380, l'A350 XWB et le Boeing 787 Dreamliner.

Cette thèse se concentre sur une architecture IMA et l'utilisation de l'AFDX comme réseau de bord. Le protocole AFDX est décrit en détail dans les paragraphes suivants.

1.4.1 Description des éléments AFDX

Architecture physique. Le réseau AFDX se compose d'un ensemble de terminaux (*end systems*) et des commutateurs connectés par des câbles en cuivre bidirectionnels. Dans sa version initiale, le débit maximal de 100 Mbps est offert pour chaque direction. Les *end systems* sont des cartes réseau qui fournissent une interface entre les différents modules IMA et non-IMA asynchrones et le support de communication AFDX. Deux réseaux indépendants et redondants, A et B, sont utilisés en parallèle pour assurer la transmission des données dans le cas d'une panne d'un lien ou d'un commutateur du réseau. Chaque *end system* est donc connecté à un commutateur sur chacun des deux réseaux redondants. La Figure 1.10 présente un exemple d'architecture physique d'un des deux réseaux AFDX.

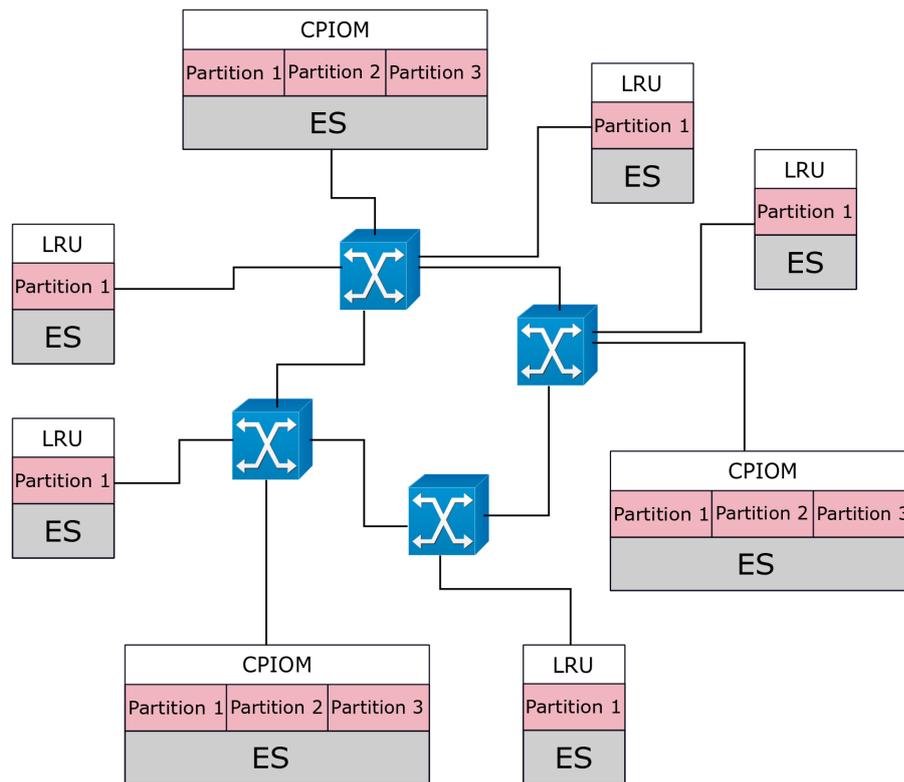


FIGURE 1.10 Architecture physique d'un réseau AFDX inter-connectant des modules IMA et LRU

Architecture logique. Sur un lien physique, plusieurs liens virtuels sont multiplexés pour partager la bande passante disponible. Un lien virtuel, appelé Virtual Link (VL), permet de simplement mettre en oeuvre la communication spécifiée dans un canal APEX. Autrement dit, un VL permet le transfert de messages entre deux applications exécutées par des partitions distantes.

La communication des applications avioniques est réalisée par la lecture et l'écriture des données sur des ports APEX en mode *sampling* et *queueing* spécifiés par ARINC 653. Ces ports APEX sont mis en correspondance avec des ports logiques AFDX configurés en mode *sampling* et *queueing* au niveau de l'*end system*. La norme ARINC 664 définit un troisième type de port, Service Access Point (SAP), qui est utilisé pour la communication avec des composants non-AFDX. La Figure 1.11 décrit la correspondance des ports logiques APEX et AFDX sur un scénario de communication entre des partitions des modules distants à travers des VLs .

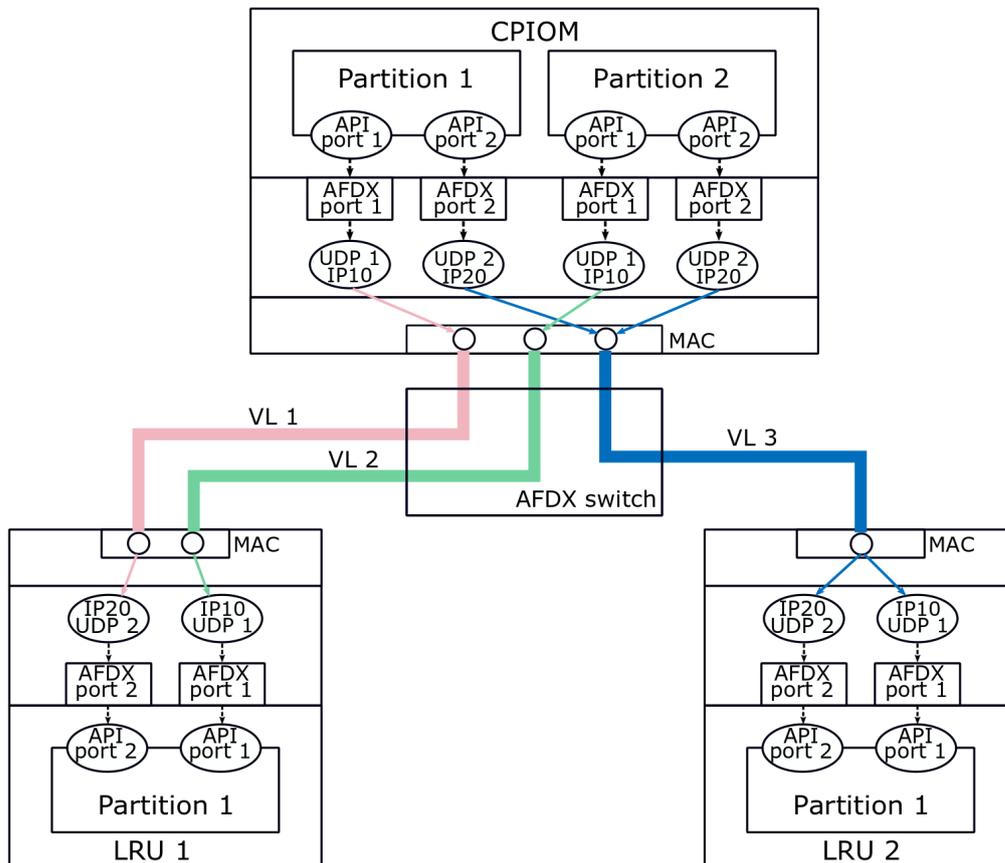


FIGURE 1.11 Communication inter-partition à travers des VLs

Pile protocolaire UDP/TCP - IP - Ethernet. Pour associer les messages aux ports de communication AFDX, User Datagram Protocol (UDP) a été choisi. UDP est un protocole de transport sans connexion et sans acquittement qui assure aux VLs le même comportement que les liens du bus ARINC 429. Un port UDP est associé à chaque VL. Les ports SAP peuvent utiliser Transmission Control Protocol (TCP) également.

La couche Internet Protocol (IP) gère la fragmentation des messages dans des paquets en émission et leur ré-assemblage en réception. Conformément à la norme ARINC 664, la fragmentation n'est pas autorisée sur des messages provenant des ports en mode *sampling*. Ces messages sont directement encapsulés dans des paquets IP. Chaque partition d'un module est configurée avec une adresse IP unicast pour émission et/ou réception. Une adresse IP multicast peut être également utilisée, mais seulement pour les ports en réception.

Au niveau de la couche Medium Access Control (MAC), les paquets IP en émission sont encapsulés dans des trames Ethernet pour être envoyées à travers le réseau AFDX. La taille des trames AFDX est comprise entre 64 et 1518 octets (cf. Figure 1.12).

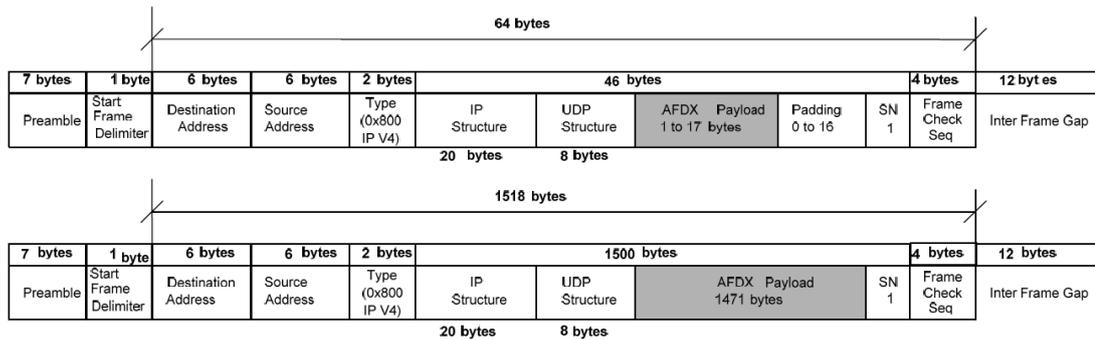


FIGURE 1.12 Format de trame AFDX minimale et maximale spécifié par ARINC 664-7

Des adresses MAC de source et de destination sont insérées dans chaque trame transmise. La norme ARINC 664 spécifie l'utilisation des adresses MAC conformes à IEEE 802.3, mais laisse le choix de l'algorithme d'attribution à l'administrateur de réseau. Les adresses sources sont des adresses unicast. Les adresses destination sont des adresses multicast avec une partie constante qui spécifie l'adresse de groupe et une partie variable qui contient l'identifiant de VL. En réception, la couche MAC filtre les trames reçues en ne gardant que celles qui lui sont destinées, en vérifiant leur adresse MAC de destination. La correspondance entre adresse IP et adresse MAC est réalisée par l'identifiant de VL qui se trouve dans le paquet IP, mais également dans l'adresse MAC de destination.

Les trames AFDX ainsi formées sont déposées dans des files d'attente FIFO corres-

pondant à leur identifiant de VL.

Gestion des liens virtuels. Un lien virtuel permet de réserver une bande passante pour chaque flux de données émis. Un VL est paramétré par un identifiant unique, le Bandwidth Allocation Gap (BAG) et la longueur maximale (L_{max}) et minimale (L_{min}) des trames qui peuvent être émises. Le BAG représente l'intervalle de temps minimal (en ms) qui sépare deux émissions de trames consécutives. La valeur de BAG est une puissance de 2 parmi les valeurs suivantes : 1, 2, 4, 8, 16, 32, 64, 128. Un VL peut émettre au plus une trame de longueur maximale tous les BAG. Par conséquent, la bande passante maximale réservée pour un VL est donnée par la formule suivante (en bits/seconde) :

$$\beta = \frac{L_{max}}{BAG}$$

Pour s'assurer que cette bande passante est respectée sur chaque VL, l'*end system* dispose d'un régulateur de trafic qui permet de maintenir l'intervalle minimal inter-trame. La régulation de flux pour deux VLs est illustrée dans la Figure 1.13.

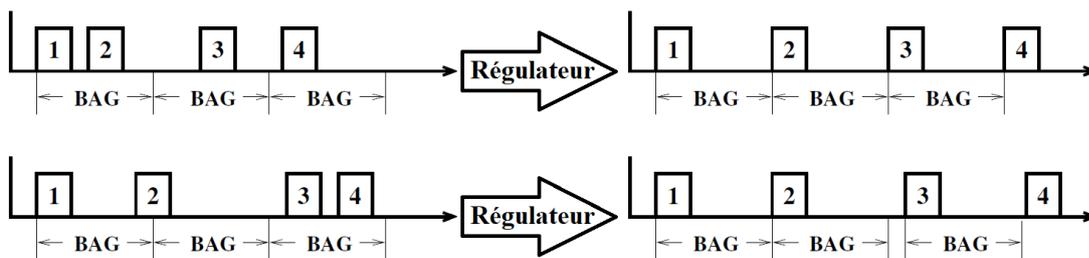


FIGURE 1.13 Régulation des flux des VLs

A la sortie du régulateur, deux types de flux peuvent être obtenus :

- Flux périodique avec un intervalle inter-trame égal à la durée de BAG
- Flux sporadique avec un intervalle inter-trame supérieur ou égal à la durée de BAG.

Ensuite, les trames de différents flux sont multiplexées pour être transmises vers le support physique. Il est possible que les trames de plusieurs VLs arrivent en même temps en sortie du régulateur. Un ordonnancement est donc mis en place pour décider l'ordre de transmission des trames. La politique d'ordonnancement appliquée par l'*end system* est laissée au choix du fabricant de l'équipement. Toutefois une contrainte de gigue en sortie de l'*end système* est spécifiée par le standard ARINC 664 dans le but de maintenir la durée minimale inter-trame proche du BAG. Cette spécification sera discutée en détail dans la section 1.5.2.

Redondance. Les trames sont dupliquées pour être transmises sur les deux réseaux indépendants et redondants, A et B. Un numéro de séquence est attribué à chaque trame AFDX, qui permet d'identifier chacun des deux réseaux (champ *SN* sur la Figure 1.12). En réception, seule la première copie reçue de chaque trame est gardée par l'*end system*. La vérification d'intégrité permet de détecter et d'éliminer les trames invalides ou dupliquées.

Commutation. Un chemin unidirectionnel unicast ou multicast doit être fixé pour chaque VL pour spécifier les commutateurs à traverser. Une table de commutation est configurée de manière statique pour associer chaque VL avec son port de sortie sur chaque commutateur traversé.

Les commutateurs AFDX fonctionnent en mode *store and forward*, selon lequel les trames sont traitées en deux étapes : la première consiste en la réception des trames sur les ports d'entrée et leur traitement, suivi de l'émission des trames par les ports de sortie. Si l'émission d'une trame n'est pas possible, elle est enregistrée dans une file d'attente au niveau du port de sortie.

Une fonction de filtrage et de contrôle de trafic doit être effectuée pour vérifier que les trames arrivées respectent le format de trame, la bande passante autorisée du VL ou que les adresses de destination sont valides. Les trames non-conformes sont rejetées.

Sur chaque port de sortie, des trames provenant de plusieurs ports d'entrées sont classifiées en fonction de leur priorité. Deux niveaux de priorité sont spécifiés par le standard ARINC 664 : haut et bas. Une file FIFO est associée à chaque niveau. Les trames de la file d'attente de priorité haute sont toujours envoyées en premier. La préemption d'une trame n'étant pas autorisée, l'arrivée d'une trame de priorité haute ne peut donc pas interrompre une trame de priorité basse en cours de transmission (ce qui peut introduire un délai de non-préemption pour les trames de priorité haute). L'ordre des trames d'un même VL établi par la source doit être conservé également au niveau du commutateur.

1.4.2 Illustration d'une architecture AFDX industrielle

Pour que le lecteur puisse se faire une idée du degré de complexité d'un réseau AFDX industriel, nous détaillons la configuration du réseau AFDX déployé sur l'A350. Cette configuration, illustrée dans la Figure 1.14, est composée de 126 *end systems* inter-connectés par 7 commutateurs sur chacun de deux réseaux redondants. 1106 VLs sont transportés dans ce réseau par 8533 chemins. Les chemins traversent entre 1 et 4 commutateurs (cf. Tableau 1.2). Chaque commutateur est configuré avec 24 ports physiques. Le nombre maximum de VLs qui traversent un port de sortie d'un commutateur est de 188.

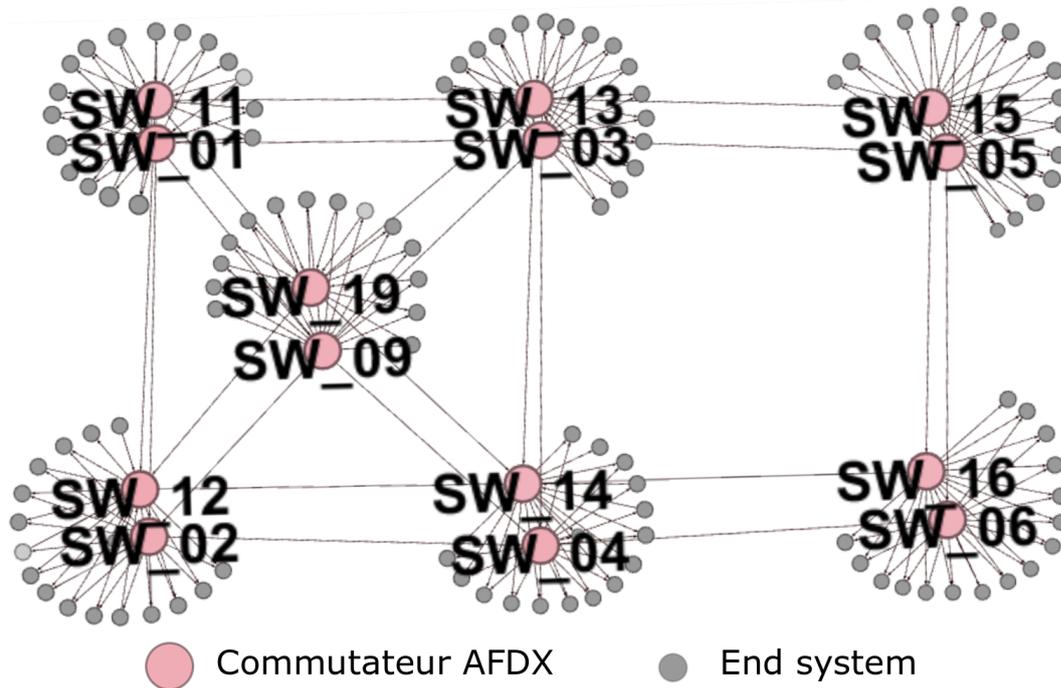


FIGURE 1.14 Architecture AFDX de l'A350

Nombre de commutateurs traversés	Nombre de chemins
1	2629
2	3345
3	2081
4	479

TABLEAU 1.2 Longueur des chemins des VLs

Au niveau de l'*end system* source, le nombre de VLs émis varie entre 5 et 25. Le Tableau 1.3 donne la répartition des VLs par durée de BAG et par taille maximale de trame. Pour cette configuration de réseau AFDX, un nombre important de VLs présente un BAG supérieur à 16ms. En ce qui concerne la quantité de données transmise par trame, les VLs avec une taille de trame inférieure à 900 octets sont majoritaires, un nombre négligeable de VLs dépassant la taille de 1500 octets.

Ces statistiques donnent une image du trafic dans un réseau AFDX, caractérisé par des intervalles minimaux inter-frames importants et des tailles de trames réduites. Le réseau est de ce fait peu chargé.

BAG(ms)	Nombre de VLs	L_{max} (octets)	Nombre de VLs
2	44	0-150	143
4	36	151-300	287
8	85	301-600	329
16	199	601-900	253
32	332	901-1200	47
64	166	1201-1500	14
128	215	>1500	4

TABLEAU 1.3 Nombre de VLs par durée de BAG et taille maximale de trame

1.5 Certification des réseaux avioniques

1.5.1 Contexte

De nombreux systèmes avioniques, par exemple les commandes de vol, sont critiques, car leurs défaillances éventuelles peuvent conduire à des accidents catastrophiques. Ils doivent satisfaire des exigences temps-réel de déterminisme et de sécurité très élevées pour assurer la sûreté de fonctionnement de l'appareil. Pour s'assurer que les systèmes continuent à fonctionner correctement en présence de fautes (i.e. dégradations physiques du matériel, défauts logiciels, etc.), il est nécessaire d'introduire dans leur conception différentes techniques de tolérance aux fautes permettant d'éviter, prévoir et éliminer les fautes.

Tolérance aux fautes. Parmi les techniques de tolérance aux fautes, on distingue la redondance, la diversification et la ségrégation physique.

La redondance consiste à disposer de plusieurs calculateurs en parallèle de telle sorte que si l'un tombe en panne, les autres continuent à fonctionner correctement.

La diversification vise à utiliser des éléments matériels ou logiciels qui ne proviennent pas du même processus de développement. Du point de vue logiciel, pour isoler les fautes, plusieurs versions d'une même fonction peuvent être conçues à partir d'une seule spécification fonctionnelle [34].

La ségrégation physique consiste à installer les équipements dans des zones différentes de l'avion. Dans le cas d'une destruction partielle de l'avion, on évite ainsi la perte de tous les calculateurs et actionneurs. Ainsi, les circuits électriques et les bus de communication doivent emprunter des chemins physiques différents [35].

Temps-réel et déterminisme. Pour assurer le contrôle de l'avion, le système avionique doit présenter une réactivité temps-réel et un comportement déterministe. Le bon fonctionnement d'un système temps-réel dépend non seulement des résultats des calculs, mais également des instants auxquels ces résultats sont produits en respectant une échéance. Le comportement d'un système déterministe doit être prévisible à tout moment en connaissant en avance le nombre exact de calculateurs et la date d'exécution relative des fonctions. Pour délivrer une information correcte dans un temps fini et connu, il est nécessaire de pouvoir calculer une borne sûre sur le délai maximal de communication de bout-en-bout. Le délai de bout-en-bout d'un message représente la durée entre la production et la consommation du message au niveau applicatif.

Autorités de certification. Le processus de développement et de validation du système avionique est soumis à des règlements de certification pour garantir la sûreté et la sécurité de l'avion. Lorsqu'un constructeur d'avion souhaite lancer un nouvel aéronef sur le marché, celui-ci doit respecter les exigences d'un processus de certification et se conformer à des règles de conception strictes. Ce processus est surveillé et validé par une autorité administrative de l'aviation civile.

A l'époque des premiers avions Airbus, le principal texte européen qui définissait les normes techniques de conception des avions de ligne était intitulé JAR-25 (Joint Aviation Requirements), et il était édicté par les JAA (Joint Aviation Authorities). Les JAA formaient une organisation regroupant les autorités de certains états européens, chargées de rédiger des règles techniques communes dans le domaine de l'aviation. Chaque état était chargé ensuite de transposer ces textes dans sa propre réglementation. Pour Airbus, l'autorité de certification était la DGAC (Direction générale de l'Aviation civile).

Aux États-Unis, les exigences sont les mêmes et sont transposées dans un texte de référence, le FAR-25 (Federal Aviation Regulation). L'autorité de certification est la FAA (Federal Aviation Administration). Un accord international existe entre les différentes autorités afin de délivrer des certificats équivalents.

A partir de 2003, l'EASA (European Union Aviation Safety Agency) a été créée pour reprendre le rôle des JAA tout en y ajoutant de nouvelles compétences et disposant d'une autorité juridique et réglementaire au sein de l'Union Européenne. Les normes techniques JAR-25 se sont transformées en CS-25 (*certification specifications*), et les certificats ne sont plus délivrés par les autorités de chaque état, mais directement par l'EASA.

1.5.2 Certification temporelle

Pour être certifiée, l'architecture avionique doit être prédictible. L'état du système doit être connu à tout instant et respecter les contraintes temporelles de bout-en-bout imposées pour garantir le bon fonctionnement des applications. Ces contraintes consistent dans la définition de délais de communication maximum tolérés entre deux applications réparties sur des calculateurs distants.

Certification dans une architecture fédérée

ARINC 429. Avec le bus de données ARINC 429, la certification est triviale. Dans cette architecture, les calculateurs fonctionnent indépendamment les uns des autres. Chaque calculateur a sa propre horloge temps-réel et sa propre source d'alimentation. La communication entre les différents calculateurs n'est pas synchronisée. Les ressources ne sont pas partagées, une seule fonction est assignée par calculateur et par bus. L'utilisation d'un seul émetteur par bus et la connexion point à point détermine une latence de communication fixe.

ARINC 629. Le bus ARINC 629 utilise principalement une approche TDMA comme système de contrôle qui est un protocole déterministe. Le délai de bout-en-bout sur l'ARINC 629 peut être borné [22].

Certification d'une architecture IMA-AFDX

Dans une architecture IMA, le délai de communication de bout-en-bout entre deux partitions distantes (cf. Figure 1.15) est composé de la somme de latences nécessaires au transfert d'une donnée comme suit :

- Délai d'attente d'activation de la partition source
- Délai de communication nécessaire à la traversée du réseau AFDX
- Délai d'attente de l'activation de la partition distante de destination

Les principales exigences temps réel appliquées aux systèmes IMA sont la latence, la fraîcheur et la cohérence. Les travaux de *Lauer et al.* [36], [37] s'intéressent à évaluer ces exigences par la méthode de vérification des automates temporisés.

Les travaux présentés dans [33] ont montré que le délai d'attente d'activation de la partition destination est lié directement à l'ordonnancement inter-partition mis en place au niveau des modules IMA. Pour garantir les contraintes temporelles sur les délais de bout-en-bout, la fraîcheur et la non perte des mises à jour des flux de messages,

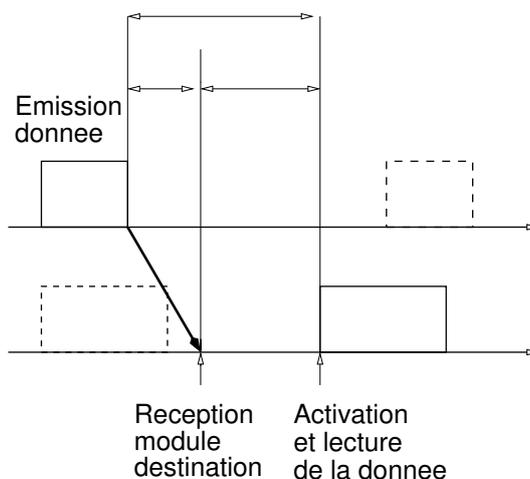


FIGURE 1.15 Délai de communication de bout-en-bout entre deux partitions

il faut construire un ordonnancement valide des partitions. Le choix d'une stratégie d'allocation temporelle des partitions est modélisé comme un problème d'optimisation multicritère qui minimise la charge des calculateurs et maximise la marge temporelle sur les communications, conjointement.

Dans cette thèse, nous nous intéressons au réseau de communication AFDX. Le déterminisme de ce réseau sera discuté en détail par la suite.

La démarche retenue par les autorités de certification a été de certifier séparément le réseau et la partie applicative. De cette façon, le réseau doit fournir une certaine qualité de service aux applications qui est garantie par :

- Un délai de traversée du réseau borné, pour préserver le temps de réponse des applications ;
- Une gigue bornée, car de nombreuses applications sont sensibles aux variations temporelles des données ;
- La non-perte de trame.

Pour apporter ces garanties, il est nécessaire de mettre en place une méthode de preuve de déterminisme. Une garantie déterministe assure que les transmissions se font systématiquement dans un temps inférieur à une borne calculée.

Déterminisme de l'AFDX. Le réseau Ethernet IEEE 802.3 utilise l'algorithme Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection (CSMA/CD) pour l'accès au médium physique. Par définition, cet algorithme est indéterministe. Si un message entre en collision avec un

message d'une autre station, les stations doivent attendre un temps aléatoire avant une nouvelle tentative d'émission. Une solution pour supprimer les collisions est l'Ethernet commuté. Le commutateur devient l'élément central de la topologie. Chacun de ses ports est relié à un seul équipement ce qui revient à créer une connexion point à point entre deux stations. L'utilisation des liens bidirectionnels en mode Full Duplex permet une communication simultanée sans collision entre les deux stations. Par conséquent, l'algorithme CSMA/CD n'est plus nécessaire.

Le caractère déterministe du réseau AFDX impose un trafic connu et maîtrisé en entrée du réseau. La bande passante du réseau est partagée entre plusieurs VLs. Pour un partage efficace, on associe à chaque VL un contrat de trafic. Les régulateurs de trafic mis en place par les *end systems* source s'assurent que l'intervalle minimale inter-trame (BAG) de chaque VL est respecté. Au niveau du réseau, les commutateurs utilisent des mécanismes de *policing* pour vérifier que le contrat de trafic est respecté. Au niveau de l'*end system*, en sortie des régulateurs, les trames de différents VLs sont multiplexées pour être transmises sur le support physique. L'ordre de transmission des trames est décidé par un ordonnancement. Si plusieurs trames sont prêtes simultanément pour transmission, certaines d'entre elles peuvent subir un retard ou une gigue correspondant au temps de transmission des trames précédentes. Ce retard peut conduire à une réduction de l'intervalle minimal inter-trame d'un VL et par conséquent à une non-validation de son contrat de trafic au niveau du premier commutateur. Pour éviter cette situation, la norme ARINC 664-7 autorise une gigue maximale de $500 \mu\text{s}$ en sortie de l'*end system* pour un débit réseau de 100 Mbps. Le choix de l'ordonnancement appliqué au niveau de l'*end system* est laissé à l'équipementier. La seule contrainte qu'il doit veiller à respecter est cette gigue bornée en sortie de l'*end system*. La gigue maximale d'un VL est illustrée dans la Figure 1.16.

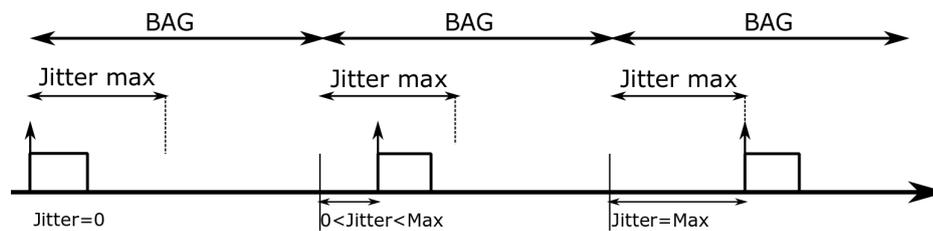


FIGURE 1.16 Illustration de gigue pour un VL

La seule source d'indéterminisme provient maintenant des ports de sortie des commutateurs. Plusieurs flux peuvent se trouver en compétition pour utiliser le même port de sortie

d'un commutateur (cf. Figure 1.17) et produire la congestion de celui-ci en entraînant des délais importants ou de la perte de trames. Les files d'attente des commutateurs ont une taille limitée et peuvent déborder si elles servent plusieurs flux concurrents .

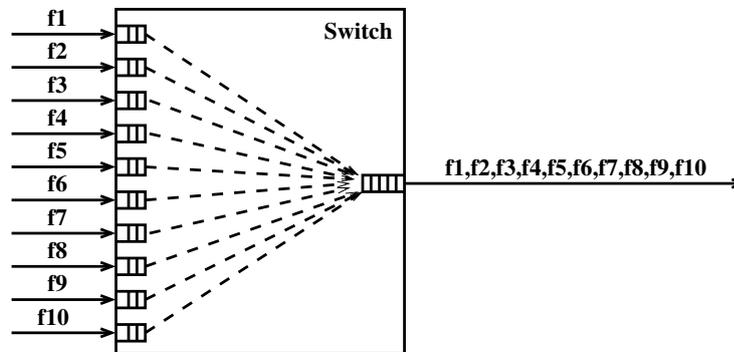


FIGURE 1.17 Flux concurrents sur le même port de sortie d'un commutateur

Le temps mis par une trame pour traverser le réseau peut se décomposer en deux parties :

- Un délai fixe (temps de propagation et latence technologique) qui dépend du nombre d'éléments traversés,
- Un délai variable dans les files d'attente des ports de sortie traversés (fonction de la gestion et du taux d'occupation de ces files d'attente).

Méthodes de calcul du délai pire cas. Pour répondre aux exigences aéronautiques, il est nécessaire d'effectuer une analyse temporelle des flux pour déterminer leur pire temps de traversée du réseau. Plusieurs méthodes et approches permettent de définir une borne supérieure sur le délai de bout-en-bout de chaque flux ou le calcul du délai pire cas exact. L'approche déterministe s'intéresse au scénario pire cas, qui correspond à une congestion maximale sur le parcours complet d'une trame dans le réseau.

Network Calculus. Une méthode classique pour déterminer une borne supérieure sur le délai de bout-en-bout est le Network Calculus introduit par Cruz [38], [39] pour des réseaux de communication avec commutation des paquets selon un routage statique. La méthode considère que les flux entrant dans le réseau peuvent être modélisés par la notion d'enveloppe de trafic et se comportent conformément à cette enveloppe.

Les travaux sur Network Calculus de *Le Boudec et al.* [40], [41] ont pour cadre les réseaux qui peuvent garantir une certaine qualité de service aux flux entrants. Chaque

noeud du réseau peut utiliser des politiques de service différentes et pour caractériser ce service la notion de courbe de service a été introduite. Ce type de réseau nécessite également que les différents flux de trafic respectent un contrat de trafic.

L'approche de Network Calculus a été appliquée pour le réseau AFDX par *Fraboul et al.* [42], [43], [44] ce qui a conduit à la certification du réseau AFDX pour l'A380. Le Network Calculus permet de trouver pour un VL donné une borne supérieure de délai de bout-en-bout et une taille maximale des files d'attente des commutateurs qui conduit à un dimensionnement évitant les pertes de trames. Le calcul de la borne dépend de la politique de service appliquée au niveau des ports de sortie des commutateurs. Pour affiner cette borne, il est nécessaire de modéliser cette politique de service.

La méthode de Network Calculus considère que les flux transmis dans le réseau AFDX sont asynchrones et ne prend pas en compte l'ordonnancement des flux au niveau de l'*end system* avant leur entrée dans le réseau. Les travaux de *Li et al.* [45], [46] proposent d'introduire les *offsets* associés aux différents flux transitant sur le réseau dans le calcul du délai de bout-en-bout pire cas. Cette approche permet de diminuer la borne supérieure pessimiste du délai de bout-en-bout déterminée par Network Calculus.

Approche par trajectoire. Le modèle mathématique à base de trajectoires pour calculer des bornes sur les temps de réponse pire cas de tâches récurrentes a été introduit par *Migge et al.* [47] pour décrire et analyser l'ordonnancement des tâches récurrentes sur un processeur.

Cette approche a été adoptée dans une analyse pire cas pour établir des bornes sur les temps de réponse et les gigue de bout-en-bout des flux d'un réseau de type Internet par *Martin et al.* [48], [49]. Ce modèle considère un ordonnancement à base de priorités fixes Fixed Priority (FP) combiné à un ordonnancement à base de priorités dynamiques Dynamic Priority (DP) tels que FP/FIFO [50] et FP/Earliest Deadline First (EDF) [51].

L'approche par trajectoires a été appliquée à un réseau AFDX avec un ordonnancement FIFO par *Bauer et al.* [52], [53] et a été étendue à un ordonnancement à priorités fixes FP dans [54] avec une intégration de la sérialisation de trame. L'approche par trajectoire donne en moyenne des bornes moins pessimistes que le Network Calculus. En outre, il est montré en [53] que les bornes obtenues par Network Calculus ou trajectoires sont peu pessimistes.

Model Checking. L'approche par Model Checking est utilisée pour trouver le pire cas réel et le scénario de trafic correspondant, mais son application sur une configuration réelle de réseau conduit à un très grand nombre de calculs d'états [55]. Pour réduire la

combinatoire du problème, les travaux présentés par *Adnan et al.* [56], [57] visent à réduire l'espace d'états par un processus de vérification qui permet de construire des séquences de VLs générées par des automates temporels candidates aux scénarios pire cas. Cette approche reste toutefois inapplicable à des configurations réseaux de taille industrielle.

Simulation. La simulation exhaustive est une approche qui permet de calculer le délai pire cas exact en analysant tous les scénarios possibles. Cette approche a été étudiée par *Adnan* [58] pour déterminer le délai pire cas exact dans un réseau AFDX. Malgré les résultats exacts, cette méthode ne peut pas être appliquée à une configuration industrielle à cause du nombre important de scénarios à vérifier. En revanche, sur des configurations restreintes, il est possible de comparer le délai exact avec la borne obtenue par Network Calculus et l'approche par trajectoire pour déterminer le pessimisme de ces deux méthodes.

Sous-utilisation de la bande passante. La certification du réseau AFDX par le Network Calculus suppose un dimensionnement du réseau et une allocation de ressource basés sur la borne supérieure du délai de bout-en-bout. L'analyse pire cas considère des scénarios extrêmement rares. Le réseau AFDX obtenu à partir des hypothèses pire cas est largement sur-dimensionné et donc très peu chargé. Sur une configuration industrielle du réseau AFDX telle que celle déployée sur l'A380, la plupart des liens sont très peu chargés. Cette charge arrive jusqu'à 33% de la capacité des liens, mais seuls 10% des liens ont une charge qui dépasse 20% et pour plus de la moitié des liens, la charge est inférieure à 5% [59].

1.6 Besoins industriels et objectifs de la thèse

Le réseau AFDX déployé aujourd'hui dans les avions est utilisé pour transporter uniquement des flux avioniques de contrôle et de commande de l'avion. Étant certifié par Network Calculus, ce réseau est sur-dimensionné et la plupart du temps très peu chargé. Pour une utilisation plus efficace de la bande passante du réseau, les avionneurs envisagent d'utiliser la bande passante restante pour d'autres types de trafic. Le trafic additionnel peut être attribué à des nouvelles applications avioniques suite à l'évolution continue des besoins avioniques ou à des services déjà existants dans les systèmes avioniques actuels, mais qui à présent sont transportés par des réseaux dédiés. La prise en charge de ces services par le réseau AFDX peut conduire à la suppression des réseaux dédiés ce qui serait très intéressant du point de vue économique : supprimer le poids introduit par les câbles supplémentaires et en même temps simplifier la maintenance du système par une

homogénéisation des technologies réseaux embarqués.

Les travaux de cette thèse se déroulent dans le cadre du projet de recherche IREHDO2 de la DGAC entre plusieurs partenaires académiques et industriels, parmi lesquels Airbus, qui vise le développement des réseaux avioniques de nouvelle génération. Une partie importante de ce projet est dédiée à l'évolution du réseau AFDX pour que ce réseau puisse supporter la transmission des flux additionnels au trafic avionique existant. En outre, il est envisagé dans l'industrie aéronautique d'augmenter le débit du réseau de 100 Mbps à présent à 1 Gbps pour les avions à venir pour offrir plus de bande passante aux flux.

Le défi principal du réseau AFDX de nouvelle génération est de traiter des flux de contraintes temporelles différentes et de leur assurer une bonne qualité de service. Les flux additionnels (vidéo, audio, service, *best-effort*) ne doivent pas affecter la transmission déterministe des flux avioniques critiques. Pour cela, il est nécessaire d'introduire dans le réseau des mécanismes de différenciation de service et de définir des politiques d'ordonnancement qui peuvent offrir le service attendu par les applications.

Les travaux de cette thèse cherchent à répondre à une demande industrielle spécifique qui considère la transmission des flux vidéo additionnels dans le réseau AFDX. L'objectif principal de cette thèse est d'étudier l'impact des politiques de service sur les délais de transmission des flux dans le réseau AFDX et dans quelle mesure les décisions d'ordonnancement réussissent à garantir les contraintes temporelles des flux avioniques et des flux vidéo additionnels.

Dans le chapitre suivant de cette thèse, nous allons présenter différentes politiques de service et illustrer leur application dans d'autres réseaux déployés dans l'industrie aéronautique ou automobile. Nous devons comparer ces politiques pour déterminer celles qui permettront d'assurer les contraintes des flux avioniques et additionnels dans le réseau AFDX de nouvelle génération.

L'AVIONIQUE DE DEMAIN : UNE CONVERGENCE DES RÉSEAUX

Les travaux de cette thèse se proposent d'utiliser la bande passante restante dans le réseau AFDX pour transmettre du trafic additionnel véhiculé jusqu'à présent par des réseaux dédiés ou provenant de nouvelles applications avioniques. Faire évoluer AFDX pour faire converger différents réseaux présente plusieurs avantages : augmenter l'interopérabilité entre les systèmes, réduire le câblage et donc le poids de l'appareil, simplifier la maintenance.

Ce réseau AFDX de nouvelle génération doit être en mesure d'une part, d'apporter les mêmes contraintes déterministes aux flux avioniques existants et d'autre part, d'assurer les différentes garanties temporelles des flux additionnels.

Dans ce chapitre, notre objectif est d'identifier des solutions d'ordonnancement appropriées pour offrir une différenciation de service aux flux avioniques et additionnels en fonction de leurs contraintes temporelles. D'abord, nous allons identifier le type et les contraintes des flux additionnels en fonction des applications envisagées. Ensuite, nous allons introduire des solutions d'ordonnancement guidées par des événements (event-triggered) ou par le temps (time-triggered) et illustrer leur utilisation dans des réseaux temps-réel de référence dans l'industrie aéronautique ou automobile.

Nous allons discuter de la pertinence de ces approches pour les intégrer à un réseau AFDX à flux additionnels. Dans un premier temps, il est nécessaire de garantir le déterminisme de la communication pour les flux avioniques par l'intégration des hypothèses d'ordonnancement dans les méthodes de calcul des délais pire cas. Deuxièmement, il est nécessaire de montrer que l'on peut offrir les garanties temporelles requises aux flux additionnels.

2.1 Différentiation de flux

Le réseau AFDX de nouvelle génération doit être en mesure de transporter les flux avioniques existants et du trafic additionnel ayant des contraintes de gigue et de délai de communication de bout-en-bout différentes. La capacité du réseau à partager ses ressources pour assurer ces contraintes et pour fournir une bonne performance aux applications desservies est définie par le concept de qualité de service. La qualité d'un service est une mesure de qualité qui dépend du type de service. Elle peut être liée au débit, au délai, à la disponibilité des ressources, au taux de perte des paquets, etc. [60]. Dans le réseau AFDX, la gigue et le délai des applications avioniques critiques sont les principales mesures de qualité de service utilisées pour garantir le comportement temps-réel du réseau. À ces exigences, des contraintes de délai de nature différente s'ajoutent pour les flux additionnels, moins critiques. Comme nous allons voir plus tard dans ce chapitre, certaines applications desservies par les flux additionnels sont destinées à un utilisateur humain (pilote ou personnel navigant). Pour la transmission de ces flux, le réseau doit fournir une qualité d'expérience pour rendre le service voulu à l'utilisateur. Bien qu'il soit difficile de mesurer cette qualité d'expérience qui est liée à la perception humaine et très subjective de l'utilisateur, il est possible d'adopter des stratégies de qualité de service visant à optimiser les ressources du réseau afin d'offrir aux utilisateurs les temps de réponse des applications correspondant à une bonne qualité d'expérience.

Pour assurer une bonne qualité de service aux différentes applications communiquant par le réseau AFDX, il est nécessaire d'abord de classer les flux en plusieurs catégories en fonction de la nature du trafic et de leurs besoins de service. L'ensemble des flux qui nécessitent la même qualité de service peuvent être regroupés en classes de trafic. Par exemple, les flux avioniques soumis à des contraintes temps-réel dur sont regroupés dans une même classe de trafic.

Après la définition des classes de trafic, la deuxième étape permettant d'offrir des garanties de qualité de service aux flux est l'introduction dans le réseau de mécanismes de différenciation de service. Une solution pour différencier le trafic est de modifier l'ordre de traitement des trames au niveau des ports de sortie des *end systems* et des commutateurs pour chaque classe de trafic définie. Plusieurs politiques de services existent pour différencier les flux. Nous allons présenter des politiques de services envisagées dans le réseau AFDX dans la section 2.2. Le réseau AFDX a besoin d'être certifié pour la transmission des flux avioniques. La preuve de déterminisme par analyse pire cas doit prendre en compte ces nouvelles politiques de service.

2.1.1 Partage de la bande passante

Le trafic avionique. Pour des raisons de déterminisme et de certification du réseau AFDX, la bande passante du réseau est réservée pour assurer la communication des applications distantes à travers les VLs. Une quantité maximale de bande passante est fixée pour chaque VL par le BAG et la taille maximale de trames. Pour assurer le respect du contrat de bande passante des VLs, une vérification du trafic est effectuée au niveau du premier commutateur .

Le trafic additionnel. Pour transporter du trafic additionnel sur le réseau AFDX, il est nécessaire de garantir le maintien du déterminisme du réseau. Comme les flux avioniques ont une bande passante fixée, les différents flux additionnels ne doivent pas dépasser la bande passante restante après l'attribution des VLs. Pour un comportement prévisible des applications, il est souhaitable que ces flux périodiques ou sporadiques puissent être caractérisés en entrée du réseau par un intervalle inter-trame minimal.

2.1.2 Classes de trafic et applications envisagées

Une étape importante de conception du réseau AFDX de nouvelle génération consiste à identifier le type d'applications desservies et définir des classes de trafic en fonction de leurs contraintes temporelles et de leurs besoins de service. Des exemples d'applications ainsi que les contraintes requises pour une bonne qualité de service sont présentées dans cette section.

Avionique. Les flux avioniques sont des flux temps-réel critiques pour lesquelles une gigue bornée à la sortie de l'*end system* et un délai de bout-en-bout aussi borné sont requis. Une borne sur la gigue en sortie de l'*end system* de 500 μ s est spécifiée dans le standard ARINC 664-p7 pour un réseau AFDX à 100 Mbps. Les bornes sûres sur les délais de bout-en-bout sont vérifiés par des méthodes d'analyse pire cas telles que le Network Calculus.

Vidéo. Les systèmes vidéo avioniques peuvent être représentés par des capteurs infrarouge ou d'autres types de longueur d'onde, des caméras optiques, des radars, des enregistreurs de vol, des systèmes de cartographiques, de la vision synthétique, des systèmes de fusion d'images, de l'affichage tête haute et basse, des concentrateurs vidéo et d'autres sous-systèmes. Les systèmes vidéo sont utilisés pour l'aide au taxi et au décollage, l'aide au parking, la surveillance et la détection de feu en soutes, la reconnaissance

des objets sur le tarmac, le chargement de la cargaison, la navigation, le suivi de cible, l'évitement des collisions, et d'autres fonctions critiques.

Dans le cas des flux vidéo, la qualité de service vise à réduire la latence et la gigue des flux et à garder un intervalle inter-frame constant et proche de la période d'émission pour assurer une transmission fluide de la vidéo. La perte des paquets n'est pas autorisée si la vidéo n'est pas compressée car l'image ne peut plus être reconstituée.

Audio. Des applications audio de type Voice over IP (VoIP) permettent de transporter la voix pour l'équipage cabine.

Dans le cas des flux audio, les utilisateurs sont très sensibles à la variation du délai entre les paquets. Si un paquet arrive en retard, l'utilisateur a des difficultés à reconstituer la conversation. Pour annuler les effets du retard, il est possible de mettre en place des mécanismes pour lisser le trafic au niveau du buffer de réception. Mais ces mécanismes peuvent introduire un délai supplémentaire à la latence de bout-en-bout. Par conséquent, il est préférable de garantir un service réseau à gigue nulle pour les flux audio. Pour une bonne qualité audio au niveau de l'utilisateur en réception, le délai de bout-en-bout au niveau application doit être inférieur à 150 ms conformément à la recommandation G.114 de l'IUT pour une transmission unidirectionnelle [61] et présenter une gigue nulle.

Best-effort. D'autres types de flux peuvent être transportés comme du trafic *best-effort* pour assurer le monitoring des systèmes avioniques, le diagnostic des moteurs et d'autres données des équipements, la maintenance prédictive. Airbus a développé récemment la plateforme Skywise pour la collecte des données sur l'état des systèmes avioniques des avions Airbus. Skywise a comme objectif de regrouper des données opérationnelles et de performance des avions dans une plateforme cloud et de les mettre à disposition des différents acteurs de l'aviation (avionneurs, compagnies aériennes, fournisseurs des équipements avioniques, etc.) qui peuvent les utiliser pour identifier les points faibles à améliorer sur les avions. Pour arriver au point de collecte, les données de différents modules ont besoin de transiter par un bus de communication dédié. Le réseau AFDX pourrait être utilisé également dans ce but.

Ces applications traitées selon le principe du *best-effort* peuvent supporter des variations de délais et ont besoin d'adapter la transmission de leurs données aux conditions du réseau. En général, très peu de garantie, voire aucune, sur le délai de communication n'est offert pour ce type d'applications.

2.2 Politiques de services

L'utilisation de politiques de services pour différencier le trafic dans le réseau AFDX consiste dans la prise de décision de l'ordre de traitement des trames au niveau des *end systems* et des ports de sortie des commutateurs. Le choix d'un mécanisme d'ordonnement des trames a un impact direct sur les garanties de gigue et de délai de bout-en-bout offertes aux différents flux transitant par le réseau et permet de différencier le service apporté aux différentes classes de flux.

Les architectures AFDX certifiées actuellement considèrent que les commutateurs servent les trames dans leur ordre d'arrivée par une politique de service de type FIFO. Cette approche ne permet d'assurer des garanties que pour les seuls flux avioniques.

De très nombreuses politiques de services ont été proposées et étudiées dans la littérature. L'objectif de cette thèse est d'identifier les politiques d'ordonnement qui peuvent prendre en compte les flux additionnels sans dégrader les performances du trafic avionique existant et répondre aux besoins de cette nouvelle architecture avionique.

Au delà du choix d'une politique, la question principale reste la preuve de déterminisme qui est nécessaire dans le contexte avionique, quelle que soit la politique de service retenue. Dans la littérature, plusieurs travaux de recherche se sont intéressés à intégrer la différenciation des flux dans l'analyse pire cas pour prouver le déterminisme du réseau AFDX. D'autres travaux ont été dédiés à l'étude des politiques de services et à l'analyse des délais pire cas dans les bus et réseaux de communication temps-réel déployés dans un contexte aéronautique ou automobile .

Parmi ces différentes politiques de services, deux familles d'ordonnement peuvent être identifiées dont le comportement est soit dirigé par des événements (*event-triggered*) soit par le temps (*time-triggered*). Dans la suite de ce chapitre, nous allons présenter une partie de ces travaux pour identifier les solutions d'ordonnement qui peuvent être appliquées au multiplexage des flux avioniques et additionnels dans le réseau AFDX.

2.2.1 Ordonnement *event-triggered*

L'approche d'ordonnement *event-triggered* consiste à décider l'ordre de transmission des trames en fonction de leur date d'arrivée et de leur classe de trafic. Nous concentrons la présentation sur les politiques FIFO, Static Priority Queuing (SPQ), Deficit Round Robin (DRR), Weighted Round Robin (WRR) qui sont parmi les plus représentatives de la famille *event-triggered*. Une présentation plus complète est faite dans [62]. En outre, nous allons présenter des exemples de bus et réseaux qui mettent en oeuvre le paradigme *event-triggered* tels que Controller Area Network (CAN) et Audio Video Bridging (AVB).

Politiques event-triggered

FIFO. La politique FIFO utilise une seule file d'attente, les trames étant servies dans leur ordre d'arrivée. La mise en place d'une politique FIFO est très simple, mais elle ne permet pas la différenciation de service. Cette politique n'est pas adaptée à la transmission des flux additionnels sur AFDX, car les trames avioniques seront retardées par un nombre important de trames additionnelles.

Static Priority Queuing (SPQ). SPQ est une politique à priorités fixes qui repose sur la répartition des flux dans des classes de trafic. A chaque classe de trafic est associée une file d'attente et une priorité. Les files d'attente sont servies par ordre de priorité décroissante. Dans un contexte avionique, la priorité haute est toujours attribuée aux flux avioniques qui sont les plus critiques du réseau afin de garantir un délai de bout-en-bout limité. Toutefois, les trames de priorité haute peuvent souffrir d'un retard variable dû à la non-préemption de trames de priorité basse en cours de transmission. Le nombre de classes/priorités basses dépend du nombre et du type des flux additionnels. Par contre, plus le nombre de priorités est élevé, plus le service devient défavorable aux flux de priorité faible : ils peuvent souffrir de famine, si la demande des flux prioritaires est trop importants.

Un premier ensemble de travaux considèrent un ordonnancement de type SPQ dans l'analyse pire cas des délais de la communication de bout-en-bout dans le réseau AFDX pour des flux hétérogènes.

L'approche par trajectoire. Une analyse pire cas pour des flux hétérogènes dans un réseau AFDX est réalisée par *Bauer et al.* [59], [54] dans le cas où les classes se partageant les ressources ont des priorités fixes. La borne supérieure sur le délai de bout-en-bout des flux avioniques est très proche de la borne obtenue avant l'insertion des flux additionnels, si les flux avioniques se situent sur le niveau de priorité le plus élevé. La différence des deux bornes correspond au délai de non-préemption des trames de priorité basse. De cette façon, il est possible de limiter l'impact d'un trafic additionnel de faible priorité sur les bornes du trafic avionique au détriment des flux additionnels moins prioritaires.

Network Calculus stochastique. *Ridouard et al.* [63], [64] s'intéressent au calcul d'une borne supérieure probabiliste sur le délai de bout-en-bout pire cas des flux hétérogènes dans un réseau AFDX. L'approche par Network Calculus stochastique est appliquée à une politique SPQ au niveau des commutateurs. Il est à noter que les bornes obtenues

peuvent être dépassées avec une priorité donnée. Attribuer une priorité haute aux flux avioniques permet d'obtenir la meilleure qualité de service pour ceux-ci sans augmenter de manière significative le délai de bout-en-bout des autres flux. Le délai de bout-en-bout et la gigue des flux de haute priorité sont en général très faibles, mais parfois ces flux doivent attendre la fin de transmission de la trame en cours. Pour réduire le délai de non-préemption de trames de priorité basse, il est recommandé de limiter la taille de trames des flux de priorité basse.

WRR et DRR. Pour un partage plus équitable de ressources, WRR et DRR sont des politiques plus adaptées. Le trafic est classé dans des files d'attente qui sont servies par un système de tourniquet (*round robin*) dans lequel chaque classe accède aux ressources l'une après l'autre. WRR permet de servir un nombre de paquets pour chaque file d'attente non vide en fonction de la pondération associée à la classe. Avec DRR, un quantum est associé à chaque classe de trafic. A chaque tour, une classe peut envoyer au maximum le nombre octets correspondant à son quantum, le reste étant laissé au tour suivant.

Un second ensemble de travaux s'intéressent à l'analyse pire cas dans le réseau AFDX en considérant un partage de la bande passante de type Round Robin (RR) .

Network Calculus. *Boyer et al.* [65], [66] utilisent le Network Calculus pour le calcul d'une borne supérieure sur le délai de bout-en-bout dans un réseau AFDX qui utilise une politique de type DRR pour partager les ressources du commutateur de manière équitable.

Soni et al. [67] proposent de réduire le pessimisme de la borne supérieure obtenue par Network Calculus en intégrant les *offsets* entre les flux pour une politique DRR au niveau des commutateurs. Les mêmes auteurs appliquent dans [68] l'analyse pire cas par Network Calculus dans un réseau AFDX utilisant WRR pour traiter l'hétérogénéité du trafic.

Une politique de service hybride qui combine DRR et SPQ est également proposée dans [69]. L'analyse pire cas par Network Calculus est appliquée facilement au trafic avionique de priorité haute, indépendamment du trafic de priorité basse traité par DRR. Les garanties sur les flux avioniques sont les mêmes que dans le cas d'une politique FIFO.

Les politiques event-triggered peuvent être appliquées tant au niveau de l'*end system* qu'au niveau des commutateurs. Dans l'architecture AFDX actuelle, les commutateurs mettent en place SPQ à 2 niveaux de priorités où seulement la priorité haute est utilisée par le trafic avionique (ce qui est équivalent à un ordonnancement FIFO). L'une des solutions envisagées pour la future génération de commutateurs AFDX combine SPQ à 4 niveaux de priorité et WRR ou DRR.

Bus et réseaux event-triggered

CAN. Le bus de données Controller Area Network (CAN) [70] est un bus série développé suite à une collaboration entre l'Université de Karlsruhe et Robert Bosch GmbH pour l'industrie automobile au milieu des années 1980. Le protocole CAN a été normalisé au début des années 1990 avec la norme ISO 11898 [71] qui décrit les couches physique et liaison de données. Le bus a été conçu pour multiplexer un grand nombre de communications provenant des calculateurs embarqués dans le véhicule sur le même support physique, en réduisant le nombre de connexions point à point et le nombre de câbles. Par la suite, le bus CAN a été réutilisé dans l'industrie aéronautique et spatiale.

La norme ISO spécifie deux couches physiques pour des transmissions à bas débit (jusqu'à 125 kbps) et à haut débit (jusqu'à 1 Mbps). Le nombre d'équipements connectés au bus est limité à 20 pour le bas débit et peut aller jusqu'à 30 pour le haut débit (cf. Figure 2.1). Une augmentation de la bande passante allant jusqu'à 15 Mbps est introduite en 2012 par Bosch dans la version CAN FD (CAN with Flexible Data-Rate) [72].

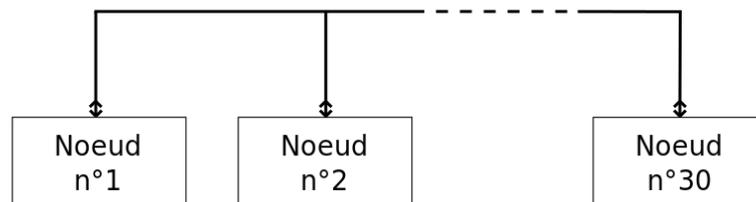


FIGURE 2.1 Architecture bus CAN

Les nœuds sont connectés au bus par des câbles en paire torsadée. Dans le domaine automobile, le bus est utilisé en mode bidirectionnel half-duplex alors que le mode unidirectionnel simplex peut exister dans l'aéronautique pour un comportement déterministe. L'encodage utilisé est de type Non Return to Zero (NRZ).

L'accès au bus de données CAN se fait de manière asynchrone selon la technique Carrier Sense Multiple Access/Collision Resolution (CSMA/CR). Un identifiant unique fixe la priorité de la trame et détermine son accès au bus dans le cas de transmissions concurrentes. Si plusieurs nœuds cherchent à émettre simultanément, un arbitrage permet de déterminer lequel est prioritaire en fonction de l'identifiant de la trame. La trame ayant l'identifiant le plus petit est prioritaire.

Le bus ayant une bande passante réduite, les accès simultanés au bus par plusieurs nœuds entraînent des conflits qui augmentent le temps de réponse des messages. Une méthode d'analyse pire cas du temps de réponse dans le bus CAN a été proposée en

1994 par *Tindell et al.* [73] en s'appuyant sur l'ordonnancement préemptif à priorités fixes pour mono-processeur. Cette méthode a constitué la base de plusieurs outils commerciaux d'analyse utilisés par les principaux constructeurs automobiles dans la conception des réseaux embarqués. Une décennie plus tard, *Davis et al.* montrent dans [74] que cette analyse est erronée si le réseau est très chargé ce qui peut conduire à des temps de réponse optimistes et proposent une correction. Un autre ensemble de travaux s'intéressent au calcul de la probabilité de dépassement de l'échéance pire cas liées aux erreurs de transmission dans le bus CAN [75], [76], [77].

Avec une bande passante limitée à au plus 1 Mbps, les messages de priorité basse peuvent être beaucoup retardés s'ils se trouvent en conflit avec des messages de priorité haute. Pour éviter les conflits d'accès au bus et réduire les temps de réponse, la charge du bus est maintenue réduite dans les applications avec des exigences temps-réel dur. *Ziermann et al.* [78] proposent d'augmenter l'utilisation du bus par l'introduction dans l'ordonnancement d'un algorithme d'adaptation dynamique des décalages entre les messages basé sur la surveillance du trafic réseau. Cet algorithme est destiné aux applications temps-réel souple.

Pour autoriser la transmission des messages de criticité mixte sur le bus CAN, *Burns et Davis* [79] proposent deux extensions du protocole (MixedCAN et Basic MixedCAN) et l'analyse du temps de réponse pour ces extensions. Un contrôleur de trafic est introduit pour s'assurer que les noeuds ne peuvent transmettre que des messages qui respectent les contraintes conformément à l'analyse statique.

Le bus CAN a un débit insuffisant pour faire face aux nouvelles demandes de fonctions d'info divertissement et d'aide avancée au conducteur. Des technologies basées sur Ethernet ont retenu l'attention dans l'industrie automobile. Entre autres, Ethernet AVB, une extension d'Ethernet offrant des mécanismes de qualité de service adaptés à la transmission audio et vidéo, semble une solution prometteuse en raison de sa bande passante élevée et de ses composants peu coûteux.

Audio Video Bridging (AVB). L'objectif initial d'AVB est le transport des flux audio et vidéo sur un réseau Ethernet commuté full duplex. AVB est défini par les normes IEEE 802.1BA [80], IEEE 802.1AS [81], IEEE 802.1Qat [82], IEEE 802.1Qav [83] qui spécifient la configuration des composants, le protocole de synchronisation, le protocole de réservation des ressources et la transmission de plusieurs types de trafic.

La norme IEEE 802.1AS héritant de IEEE 1588 [84] permet de définir un domaine temporel pour synchroniser les équipements communicants par le Generalized Precision Time Protocol (gPTP). Le protocole utilise une approche de type maître-esclave qui désigne

l'horloge d'une station maître comme horloge globale de référence appelée aussi *clock master*. Un échange périodique d'estampilles temporelles est effectué entre les équipements du réseau. Ces estampilles permettent aux noeuds et commutateurs d'asservir leur horloge locale.

AVB considère d'une part le trafic temps-réel audio/vidéo, d'autre part le reste. La bande passante du réseau est réservée sur le chemin entre un noeud source et un noeud destination pour le trafic temps-réel par le protocole Stream Reservation Protocol (SRP) spécifié dans la norme IEEE 802.1Qat. Ainsi, deux classes de trafic SRA et SRB sont définies avec des spécifications de latence et gigue maximale pour un débit de 100 Mbps. Une latence de maximum 2 ms sur 7 sauts et une gigue bornée à 125 μ s sont assurées pour les flux de la classe SRA. La classe SRB définit une latence maximale de 50 ms et une gigue bornée de 1000 μ s. Les classes SRA et SRB peuvent utiliser au plus 75% de la bande passante du réseau, le reste étant laissé à disposition des flux Ethernet *best-effort*.

Le service des flux audio/vidéo est spécifié par la norme IEEE 802.1Qav. Les commutateurs AVB utilisent un algorithme à base de crédit, le Credit Based Shaper (CBS), pour l'organisation du trafic reçu sur les deux premières classes. Un crédit est affecté à chacune de ces classes SRA et SRB qui est initialisé à zéro. Les files d'attente SRA et SRB peuvent effectuer des transmissions uniquement si leur crédit est supérieur ou égal à 0 (cf. Figure 2.2). Quand une file d'attente utilisant CBS transmet une trame, son crédit décroît de manière linéaire à la pente *send*. Lorsqu'une trame d'une file d'attente utilisant le CBS est retardée par une trame de priorité plus faible ou par une file d'attente CBS de priorité plus élevée, son crédit augmente linéairement avec la pente *idle*.

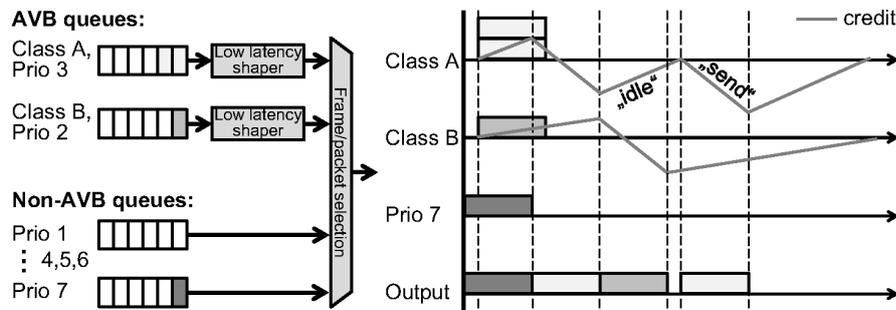


FIGURE 2.2 Service des flux par CBS dans l'AVB (*Source : Automotive ethernet [2]*)

Des travaux de recherche ont été dédiés à l'analyse pire cas dans le réseaux AVB pour le calcul des bornes sur le délai de communication des flux audio/vidéo. La plupart de ces travaux s'appuient sur l'approche holistique [85], [86], [87], [88], [89]. Dans [90], *Li et al.* applique l'approche par trajectoire pour déterminer une borne sur le délai des

flux sporadiques transmis dans le réseau AVB, en considérant les caractéristiques de l'ordonnancement CBS et les délais des flux SRA arbitraires. Une analyse par Network Calculus est réalisée dans [91].

Les besoins des systèmes automobiles ne se limitent pas à la transmission audio/vidéo temps-réel. Ils exigent également le déploiement des applications de contrôle critiques [92]. Pour une utilisation de l'Ethernet AVB pour transporter des données de contrôle, l'ensemble des normes AVB a évolué par l'ajout de nouveaux standards proposés par le groupe de travail Time Sensitive Networking (TSN). Le nouveau AVB/TSN est en mesure de traiter du trafic avec des contraintes de temps-réel dur par l'introduction d'un ordonnancement temporel. TSN est présenté plus tard dans la partie des ordonnancements hybrides.

2.2.2 Ordonnancement *time-triggered*

L'approche d'ordonnancement *time-triggered* repose sur la technique du TDMA. Le temps est découpé en slots qui sont répartis entre les différents flux du réseau. Chaque flux est autorisé à transmettre uniquement pendant les slots qui lui sont alloués. Cette méthode présente l'avantage de pouvoir définir avec précision les instants de transmission des différentes trames.

Table d'ordonnancement. La répartition des slots aux flux se fait généralement sous la forme d'une table d'ordonnancement. Cette méthode de répartition rend l'ordonnancement déterministe. La date exacte de transmission de chaque flux étant connue car elle correspond à un slot de temps. La table peut être calculée avant le démarrage du système et consultée en ligne par l'ordonnanceur.

Ce type d'ordonnancement nécessite l'utilisation d'une référence commune de temps entre les flux. Pour cette raison, dans un réseau sans horloge globale comme l'AFDX l'ordonnancement *time-triggered* peut être appliqué seulement au niveau de l'*end system* où les flux peuvent être synchronisés par une horloge locale. Les *end systems* et les commutateurs du réseau AFDX ne sont pas synchronisés par une horloge globale ce qui rend impossible l'utilisation d'un ordonnancement *time-triggered* au niveau du réseau. Toutefois, une solution hybride qui combine l'ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'*end system* avec une politique *event-triggered* au niveau des commutateurs est un compromis possible.

Bus et réseaux *time-triggered*

Nous présentons un exemple de technologie de communication *time-triggered*.

TTP/C. Le protocole TTP/C [93] est un bus de terrain time-triggered destiné aux véhicules et aux applications industrielles. Time-Triggered Protocol (TTP) a été initialement conçu à l'Université technique de Vienne au début des années 1980. Son développement a été continué par TTTech Computertechnik AG à partir de 1998. TTP a été standardisé par la norme SAE AS6003 [94] en 2011 et classifié dans la classe C SAE pour des applications critiques. Dans l'industrie aéronautique, TTP/C est utilisé dans le système Full Authority Digital Engine Control (FADEC).

TTP/C utilise deux canaux de communication limité chacun à un débit de 25 Mbps. Pour assurer la sûreté du système et une communication redondante, les données sont répliquées sur les deux canaux.

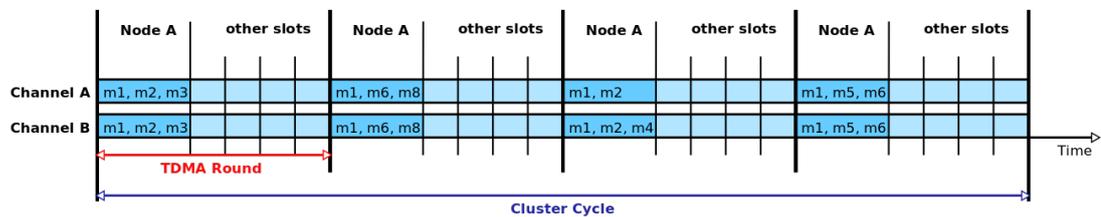


FIGURE 2.3 Cycle d'un cluster TDMA dans TTP/C (*Source : Introduction to TTP/C and TTP/A [3]*)

La spécification du bus TTP/C repose sur un temps partagé entre les différents noeuds du réseau. L'utilisation d'un schéma TDMA évite tout retard imprévisible des messages, car la transmission des messages est planifiée au moment de la conception. L'envoi de messages est contrôlé par une table d'ordonnancement contenant les informations qui contrôlent l'accès au bus dans un slot de temps particulier. La communication est organisée en tours TDMA. Un tour TDMA est divisé en slots. Chaque noeud a un slot dédié par tour et doit envoyer des trames à chaque tour TDMA. Le cycle de cluster est une séquence prédéfinie de tours TDMA. Les tours TDMA qui se succèdent dans un cycle de cluster diffèrent par les données transmises à l'intérieur de chaque message dans le slot réservé à un noeud donné.

Les noeuds du réseau sont synchronisés sur une horloge globale commune. Dans un cluster, tous les noeuds connaissent a priori les dates de transmission des autres noeuds. Ainsi, chaque noeud peut mesurer la différence entre la date attendue d'un message et celle observée lors de la réception correcte du message et peut calculer la différence d'horloge. L'appartenance des noeuds à un cluster a été analysée par des méthodes formelles [95], [96] pour vérifier l'exactitude de la synchronisation.

Pour réduire les délais de communication pire cas, il est important de trouver des tables

d'ordonnancement qui garantissent l'accès des noeuds au bus. Les travaux dans [97], [98] proposent une modélisation du système sous la forme d'un graphe qui capture, au niveau des processeurs et du bus, les flux de données et de contrôle et appliquent des heuristiques pour obtenir l'ordonnancement TDMA qui minimise le délai de communication de bout-en-bout.

Un autre ensemble de travaux sur les bus time-triggered en général et dans le bus TTP/C en particulier est dédié à la tolérance du bus aux fautes et aux interférences électromagnétiques qui peuvent conduire à des pertes de trames avec un impact sur le déterminisme de la communication [99], [100], [101].

L'avantage majeur des protocoles time-triggered est la prédictibilité du comportement temporel du système par la définition de l'ordonnancement de manière statique lors de la conception du système. Toutefois, ces protocoles présentent aussi des inconvénients : une utilisation inefficace de la bande passante si les slots réservés pour des flux apériodiques ne sont pas utilisés, un manque de flexibilité si différents modes de fonctionnement des applications sont possibles. L'ajout d'un nouveau noeud dans le réseau nécessite une mise à jour de l'ordonnancement de tous les autres noeuds.

2.2.3 Ordonnancement hybride *event-triggered* et *time-triggered*

Une autre solution d'ordonnancement consiste à combiner les approches event-triggered et time-triggered. Cela permet le traitement des flux avec des contraintes temporelles différentes. Les flux temps-réels critiques peuvent être ordonnancés par un ordonnancement time-triggered pour fixer avec précision leurs dates de transmission dans le réseau, alors que les autres types de flux avec des contraintes temps-réel souple peuvent être traités par des politiques event-triggered. Quelques exemples de bus et réseaux utilisant un ordonnancement hybride sont présentés par la suite de cette section.

Bus et réseaux issus d'une approche hybride event-triggered et time-triggered

FlexRay. Le protocole FlexRay [102] a été développé pour des besoins spécifiques de l'industrie automobile par un consortium regroupant des constructeurs et des équipementiers automobiles dont BMW, Daimler, Volkswagen, General Motors, Robert Bosch GmbH, Delphi, Freescale, NXP. Depuis 2013, FlexRay est standardisé par la norme ISO 17458.

La topologie d'un réseau FlexRay peut être un bus simple ou double, une étoile multiple ou une combinaison bus-étoile. Les noeuds connectés directement via un canal de communication forment un cluster. Le protocole FlexRay permet d'atteindre un débit

maximum de 10Mb/s sur deux canaux de communication A et B. La taille des données utiles de la trame FlexRay est limitée à 254 octets.

Le protocole FlexRay utilise un mécanisme de synchronisation d'horloge distribuée dans lequel chaque noeud se synchronise individuellement sur le cluster. Un noeud *sync* est désigné pour envoyer des trames de synchronisation qui sont évaluées par tous les noeuds du cluster. De cette manière, les noeuds du cluster ajustent corrélation leur fréquence d'horloge. Un algorithme de synchronisation tolérant aux pannes est utilisé qui peut répondre aux demandes des systèmes déterministes.

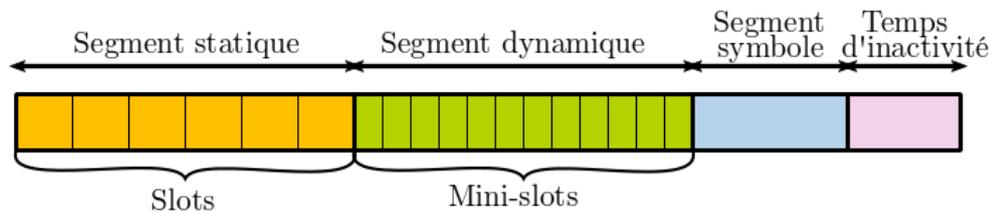


FIGURE 2.4 Cycle de communication FlexRay

Le protocole FlexRay permet des communications suivant les deux paradigmes time-triggered et event-triggered. L'accès au médium de communication repose sur un cycle de communication qui se répète périodiquement et qui enchaîne un segment statique à accès strictement TDMA pour les flux périodiques et un segment dynamique à accès TDMA flexible pour les flux aperiodiques (cf. Figure 2.4). Le segment statique est divisé en un nombre fixe de slots de taille constante. Chaque noeud peut avoir un ou plusieurs slots alloués statiquement pendant lesquels il peut transmettre ses trames. Le segment dynamique permet de réaliser un comportement guidé par les événements. Un nombre prédéfini de minislots de taille variable est alloué aux différentes stations.

Un premier ensemble de travaux cherche à aborder le problème de l'ordonnancement sur le segment statique de FlexRay [103], [104], [105]. Un problème d'optimisation Integer Linear Programming (ILP) de l'ordonnancement des messages du segment statique est formulé pour minimiser la gigue des messages et l'allocation de bande passante sur ce segment dans [103], [104]. Dans [105], le nombre de slots utilisés pour des retransmissions dans le segment statique est minimisé par une formulation de programmation par contraintes (CP). Une heuristique moins coûteuse en terme de calcul qui produit des observations proches de l'optimal est également proposée.

Une modélisation formelle du comportement du segment dynamique est proposée dans [106]. Le délai pire cas des messages du segment dynamique est calculé en fonction de l'ordonnancement des messages du segment statique et d'autres messages de priorité

haute du segment dynamique. Le calcul du délai pire cas est résolu comme un problème de type *bin-packing* par une formulation ILP. Une heuristique plus pessimiste, mais plus performante en temps d'exécution et passage à l'échelle est également proposée pour borner le délai pire cas.

Une autre approche de calcul de l'ordonnancement sur le segment dynamique qui permet de réserver de la bande passante de sorte que chaque message sporadique puisse respecter son échéance est traité dans [107]. D'abord, un ensemble de réservations qui minimise la réservation de bande passante est trouvé par une formulation ILP binaire, puis sur chaque réservation obtenue, l'ordonnancement de messages est réalisé de manière à minimiser la charge de cycle.

Par son débit limité et l'accès au bus partagé, FlexRay représente de moins en moins une solution pour les industriels automobiles qui considèrent à présent les technologies Ethernet plus convenables pour faire communiquer les applications de criticité mixte de l'automobile.

TTEthernet. TTEthernet est une technologie de réseau embarqué compatible avec la norme IEEE 802.3. TTEthernet a été développé par TTTech Computertechnik AG en collaboration avec Honeywell et standardisé ensuite par la norme SAE AS6802 [108]. TTEthernet a été conçu pour offrir des services déterministes aux applications intégrées critiques et architectures modulaires intégrées avec des niveaux de criticité temporelle différents.

TTEthernet prend en charge toutes les couches physiques spécifiées par IEEE 802.3 pour les réseaux Ethernet commutés. Les équipements réseau TTEthernet produits par TTTech sont des équipements Ethernet standard avec des capacités de synchronisation, de commutation de paquets synchrone, d'ordonnancement du trafic et de réservation de la bande passante.

TTEthernet étend le fonctionnement event-triggered d'Ethernet en rajoutant la possibilité d'utiliser une communication time-triggered par l'introduction de la synchronisation des *end systems* et commutateurs. TTEthernet utilise Protocol Control Frames (PCF) pour établir et maintenir une horloge globale. Les algorithmes de synchronisation d'horloge PCF sont tolérants aux fautes.

TTEthernet offre plusieurs classes de trafic en parallèle. TTEthernet réalise une communication time-triggered pour les messages TT et event-triggered pour les classes de trafic Rate Constrained (RC) et Best-Effort (BE). En plus, TTEthernet doit assurer la transmission des messages de synchronisation PCF qui sont gérés dans le réseau par le paradigme event-triggered. Ces classes de trafic sont données comme suit :

- *Trafic de synchronisation PCF* ayant la priorité la plus élevée dans le réseau.
- *Time-Triggered (TT)* : les messages sont envoyés en fonction du temps en suivant un ordonnancement prédéfini sur chaque lien. Ce trafic est le plus prioritaire du réseau après les messages PCF. La transmission des messages TT s'appuie sur la synchronisation des horloges des équipements du réseau. Le trafic TT est destiné à des applications avec des exigences strictes de gigue nulle et délai de bout-en-bout minimal.
- *Rate-Constrained (RC)* : les messages sont envoyés en fonction d'un évènement, mais garantissent une durée minimale entre deux trames du même flux à l'entrée du réseau. La communication réalisée par ce trafic est compatible à la norme ARINC 664-7. Ce trafic est moins prioritaire que le trafic TT et peut être utilisé par des applications moins critiques que le trafic TT.
- *Best-Effort (BE)* : les messages correspondent au trafic standard d'une communication Ethernet. Aucune garantie de délai n'est offerte. Le trafic best-effort utilise la bande passante restante du réseau et la priorité la plus basse.

Les messages TT sont transmis dans le réseau par la technique du TDMA selon un ordonnancement calculé a priori. La Figure 2.5 donne l'ordonnancement des messages TT provenant de deux stations et la transmission des messages RC et BE sur la durée d'un cycle de cluster.

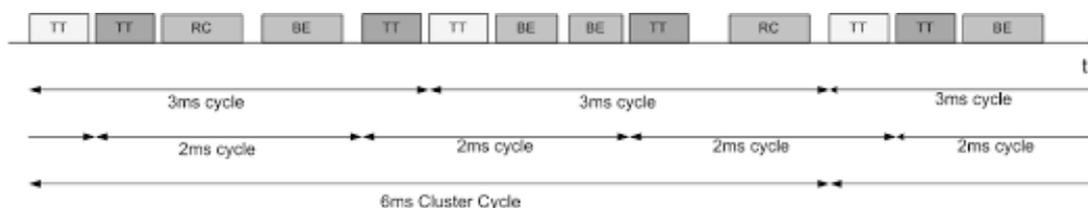


FIGURE 2.5 Transmission des messages TT, RC et BE sur la durée d'un cycle de cluster
Source : *TTEthernet—A Powerful Network Solution for All Purposes* [4]

La transmission d'une trame RC ou BE ne peut pas être transmise au début d'un slot réservé au trafic TT, si cette transmission débute peu de temps avant le début de ce slot. TTEthernet définit trois stratégies pour prendre en compte ce problème :

- le *shuffling* où rien de spécifique n'est fait. Le trafic TT peut donc subir un retard.
- la *préemption*, où la transmission de la trame RC ou BE est interrompue pour permettre à la trame TT d'être transmise sans retard.

- le *timely block* où la transmission d'une trame RC ou BE ne peut débuter que si elle se termine avant le début du prochain slot TT.

Étant donné que les messages TT sont prioritaires dans le réseau, leur ordonnancement peut avoir un impact sur le délai et la gigue du trafic moins prioritaire RC et BE. Dans la littérature, plusieurs travaux se sont intéressés à la conception d'un ordonnancement qui assure une utilisation efficace des ressources du réseau TTEthernet.

Dans un premier temps, *Steiner* [109] propose une solution de recherche des ordonnancements statiques des messages TT dans un réseau time-triggered s'appuyant sur une formulation par contraintes du problème. Pour le résoudre, un solveur Satisfiability Modulo Theories (SMT) est utilisé. Les principales contraintes que l'ordonnancement doit satisfaire permettent d'éviter la compétition entre trames pour le même intervalle temporel de transmission et le débordement des *buffers* dans les commutateurs et d'assurer des délais de communication de bout-en-bout inférieurs à la latence maximale exigée par les applications. L'approche est incrémentale et peut être appliquée sur des réseaux à grande échelle. Dans [110], l'ordonnancement des messages TT est adapté pour permettre la transmission du trafic RC event-triggered asynchrone. Ainsi, des intervalles vides destinés aux trames RC sont introduits entre les messages TT.

Une méthode alternative d'intégration du trafic RC dans l'ordonnancement TT est proposée par *Tamas-Selicean et al.* [111], [112]. Le résultat est en général moins favorable au trafic RC. Les auteurs cherchent à calculer des ordonnancements statiques des messages TT qui permettent de respecter les échéances des messages TT et RC en minimisant le délai de bout-en-bout des messages RC. Leur approche est formulée comme un problème d'optimisation qui est résolu par une méta heuristique de type recherche tabou. Dans [113], les mêmes auteurs étendent leur première approche avec la contrainte de maximisation de la bande passante disponible pour les messages BE.

L'analyse pire cas des délais de communication des messages RC par Network Calculus est étudiée dans [114], [115] avec intégration des *offsets* des flux TT pour réduire le pessimisme. Les travaux de [116] présentent une évaluation par Network Calculus de l'impact des messages TT sur la communication RC en considérant les trois politiques d'intégration. Dans [117], l'analyse par Network Calculus du trafic RC est intégrée dans l'ordonnancement SMT [110] pour réduire l'impact des messages TT.

Les travaux de *Craciunas et al.* [118], [119], [120] visent à étendre les garanties de bout-en-bout des messages TT vers les couches d'application des *end systems* émetteurs afin de réduire la latence totale de communication. La solution proposée consiste à générer simultanément l'ordonnancement des messages TT à transporter par TTEthernet et celui des tâches exécutées par les processeurs sur les *end systems*. Deux formulations

du problème d'optimisation de l'ordonnancement sont donnés : une avec l'approche SMT et une deuxième pour la résolution d'un problème de type Mixed-Integer Linear Programming (MILP).

TSN. Time Sensitive Networking (TSN) désigne un ensemble de normes définies par un des groupes de travail IEEE 802.1. Elles visent à étendre les spécifications audio et vidéo d'AVB en rajoutant des fonctionnalités temps-réel qui répondent aux exigences des flux de contrôle des applications industrielles. Le système de crédit et le comportement event-triggered de AVB sont toujours conservés, mais TSN se propose d'introduire des mécanismes time-triggered pour la transmission des flux temps-réel critiques.

Les différents documents de la norme TSN peuvent être regroupés en trois catégories : la synchronisation, l'ordonnancement des flux, la réservation des chemins et tolérance aux fautes.

La norme IEEE 802.1Qbv [121] spécifie la cohabitation du trafic temps-réel dur avec du trafic temps-réel souple et du *best-effort* sur une même infrastructure Ethernet. TSN classe les flux dans trois types de trafic en fonction de leurs exigences de criticité :

- Trafic CDT (Control Data Traffic) pour la transmission des données de contrôle critiques toutes les 500 μs avec une latence maximale de 100 μs à la traversée de 5 commutateurs. Cette classe est la plus prioritaire. L'ordonnancement des messages de cette classe est effectué par un ordonnancement time-triggered.
- Trafic AVB pour la transmission audio/vidéo temps-réel réparti entre les classes AVB, SRA et SRB.
- Trafic Best-effort (BE).

La norme IEEE 802.1Qbv définit le mécanisme de régulation de trafic Time Aware Shaper (TAS) pour garantir la transmission temporelle attendue pour le trafic CDT le plus critique. TAS utilise un ordonnancement prédéfini de type TDMA qui établit des intervalles de temps fixes et cycliques pendant lesquels la transmission du trafic CDT ou non-CDT se réalise. Ce mécanisme est proche de la stratégie *timely block* de TTEthernet.

TSN autorise pour chaque port de sortie d'un commutateur 8 files d'attente correspondant chacune à un niveau de priorité (cf. Figure 2.6). Chaque file d'attente peut posséder son propre algorithme de sélection de trames pour la transmission. Chaque file d'attente a une porte (ou *gate*) qui peut être dans l'état ouvert ou fermé. Cette porte permet d'activer ou désactiver la transmission d'une file en fonction de l'ordonnancement TDMA défini par le TAS. L'ensemble du système possède une période commune ou hyper-période et une table globale, Gate Control List (GCL), qui définit l'état de chaque porte durant toute la durée de l'hyper-période.

Une file d'attente est prête pour transmission si elle n'est pas vide, si sa porte est ouverte et si son algorithme de sélection de transmission permet l'émission d'un message. L'arbitrage entre les files d'attente prêtes est ensuite effectué en utilisant une politique de priorité statique. Si deux portes sont ouvertes en même temps, leur classe de trafic impose que la trame la plus prioritaire soit sélectionnée pour la transmission retardant l'autre trafic de priorité inférieure.

Par exemple, dans la table GCL de la Figure 2.6, $T000 : 01111111$ signifie qu'à l'instant $T000$ depuis le début de la table GCL, la file d'attente TT correspondant au trafic CDT, identifiée à l'aide de sa priorité dans la file d'attente comme index 7, est fermée (0), alors que toutes les autres files sont ouvertes (1). Le début de la table GCL est synchronisé sur le commutateur grâce à la synchronisation temporelle définie dans la norme IEEE 802.1AS [81].

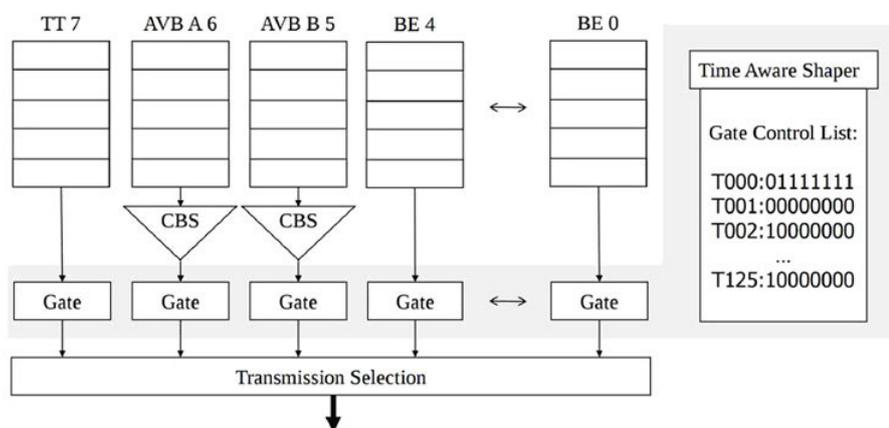


FIGURE 2.6 Configuration de la stratégie de sélection des files d'attente sur un port de sortie d'un commutateur TSN *Source : Design optimisation of cyber-physical distributed systems using IEEE time-sensitive networks [5]*

Pour empêcher une trame de priorité inférieure (audio, vidéo et best-effort) en cours de transmission de retarder le trafic critique CDT, un intervalle de garde est inséré avant chaque intervalle de temps dédié à la transmission du trafic critique. Pour réduire l'intervalle de garde, un mécanisme de préemption de trame est défini par la norme IEEE 802.1Qbu [122]. Le nouvel intervalle de garde dépend de la précision de préemption, donnée par la taille minimale de trame sur laquelle le mécanisme être appliqué.

Un problème qui exige une attention particulière dans les réseaux temps-réel est l'analyse pire cas des délais de communication. Dans TSN, deux analyses sont nécessaires :

- Une analyse pour les flux CDT dont la transmission est contrôlée par l'ordonnance-

ment temporel défini par le TAS.

- Une analyse des flux non-CDT qui ne sont pas contrôlés directement par le TAS. Sur ces flux, le TAS peut avoir un impact si un intervalle d'ouverture de porte est spécifié pour une seule file à la fois. En revanche si plusieurs files sont servies pendant l'intervalle d'ouverture de la porte, les flux non-critiques se trouvent en concurrence pour avoir accès à la transmission.

Dans le cas du trafic contrôlé par l'ordonnancement du TAS, une analyse formelle du trafic modélisé par le TAS est présentée dans [123]. Il est possible également de construire des ordonnancements hors-ligne lors de la conception du système, qui permettent de respecter les contraintes des flux. Le problème d'ordonnancement TAS sur la norme IEEE 802.1Qbv a été résolu par *Craciunas et al.* dans [124], où des ordonnancements statiques sont calculées avec la méthode SMT. Des ordonnancements hors ligne garantissant une gigue et des latences de bout-en-bout faibles et réduites doivent être définies pour les flux critiques. Une approche Optimisation Modulo Theory (OMT) est appliquée pour minimiser le délai de bout-en-bout de ces flux.

En ce qui concerne l'analyse des flux non-CTD, une analyse du délai pire cas du trafic AVB est réalisée avec Network Calculus dans [125], [126] et avec la méthode des intervalles éligibles dans les commutateurs TSN dans [127]. *Smirnov et al.* [128] proposent une approche qui cherche à analyser l'impact du trafic ordonnancé par TAS sur le trafic des classes non-ordonnées en s'appuyant sur des méthodes formelles.

Un récapitulatif des politiques de services et les principales caractéristiques des bus et réseaux présentées dans cette section sont donnés dans les Tableaux 2.1 et 2.2.

Politique de service	Paradigme	Niveaux de criticité	Différentiation de service	Synchro
FIFO	event-triggered	Flux avec des exigences de temps-réel souple	Pas de différenciation de service	Asynchrone
SPQ	event-triggered	Flux avec des exigences de temps-réel dur et souple	Assignation de priorités aux flux de messages	Asynchrone
WRR/DRR	event-triggered	Flux avec des exigences de temps-réel dur et souple	Traitement équitable des classes de trafic	Asynchrone
Table d'ordonnement	time-triggered	Flux avec des exigences de temps-réel dur et souple	Ordonnement statique	Synchronisation globale ou locale

TABLEAU 2.1 Récapitulatif des politiques d'ordonnement

Réseau de communication	Paradigme	Types de flux	Niveaux de criticité	Politiques de service	Synchro
CAN	event-triggered	Flux de contrôle, capteurs et d'autres	Flux avec des exigences de temps-réel souple	Ordonnancement basé sur l'assignation de priorités aux flux de messages	Asynchrone
TTP/C	time-triggered	Flux de contrôle des systèmes <i>by-wire</i>	Flux avec des exigences de temps-réel dur	Table d'ordonnancement statique	Synchrone
FlexRay	time-triggered event-triggered	Flux de contrôle des systèmes <i>by-wire</i>	Flux avec des exigences de temps-réel dur et souple	Assignation statique des slots pour les flux périodique déterministes et dynamique pour les flux aperiodiques non-déterministes	Synchrone
TTEthernet	time-triggered event-triggered	Time Triggered, Rate Constrained (compatibles avec ARINC 664), best-effort	Exigences strictes ou moindres de déterminisme, best-effort	Ordonnancement statique défini a priori pour les messages TT	Synchrone
AVB	event-triggered	Audio, vidéo, best-effort	Plusieurs niveaux de criticité	Algorithme de service de flux à base de crédit (cbs) pour les deux premières classes les plus prioritaires, SPQ pour les autres	Synchrone
TSN	time-triggered event-triggered	Trafic de contrôle des applications, audio, vidéo, best-effort	Exigences de temps-réel dur et souple, best-effort	Ordonnancement statique défini a priori pour la classe CDT, algorithme CBS pour les classes A et B, système de portes	Synchrone

TABLEAU 2.2 Caractéristiques des technologies de communication temps-réel

2.3 Conclusion : quelles solutions pour l'ordonnancement des flux avioniques et additionnels dans l'AFDX ?

Les travaux de cette thèse cherchent à répondre à une demande industrielle spécifique qui vise l'utilisation du réseau AFDX pour le transport des flux avioniques temps-réel de contrôle et de commande de l'avion et des flux additionnels moins critiques. Dans ce chapitre, nous avons introduit la notion de qualité de service et une classification du trafic pour favoriser un traitement différencié des flux et assurer les contraintes temporelles attendues par chaque type d'application. Nous avons présenté des politiques de services time-triggered et event-triggered qui peuvent réaliser ce traitement différencié ainsi qu'une synthèse de technologies de communication représentatives en réseau et bus temps-réel pour comprendre comment la qualité de service est assurée, et ainsi identifier les approches pouvant s'appliquer au réseau AFDX.

La plupart de ces réseaux s'appuient sur l'utilisation d'un protocole de synchronisation et des approches event-triggered et time-triggered pour la gestion de la transmission des flux sur différents niveaux de service (cf. Tableau 2.2). Nous rappelons que les équipements du réseau AFDX ne sont pas synchronisés. Pour des raisons de certification des avions, les mécanismes de tolérance aux fautes n'autorisent pas les défaillances occasionnées par une perte éventuelle de l'horloge, et donc une défaillance éventuelle du protocole de synchronisation. L'absence d'une horloge globale rend impossible l'application d'un ordonnancement global défini a priori par des mécanismes time-triggered. Toutefois, l'application des stratégies de sélection des trames de type event-triggered reste possible tant au niveau des *end systems* qu'au niveau des ports de sortie des commutateurs.

Pour répondre au problème de différenciation de service dans l'AFDX, nous pouvons imaginer une solution d'ordonnancement hybride ne nécessitant pas une référence temporelle globale qui combine une approche time-triggered au niveau de l'*end system* avec des politiques de services event-triggered au niveau des ports de sortie des commutateurs AFDX. De cette manière, le problème d'ordonnancement dans le réseau est découpé dans deux sous-problèmes : un ordonnancement à l'émetteur et un ordonnancement réseau au niveau des commutateurs. Un ordonnancement time-triggered peut être établi au niveau de la source car les flux émis utilisent la référence temporelle imposée par l'horloge locale de l'*end system*.

Dans cette thèse, nous nous intéressons à la problématique spécifique de la transmission vidéo sur AFDX dans le cadre du projet IREHDO2. Par conséquent, un seul type de flux additionnel sera considéré dans notre étude. Dans la suite de cette thèse, nous souhaitons comparer les politiques event-triggered avec l'ordonnancement hybride partiellement

time-triggered pour déterminer dans quelle mesure ces ordonnancements exercent leur influence sur la gigue et le délai de bout-en-bout des flux.

CHOIX DE L'ORDONNANCEMENT DANS UN RÉSEAU AFDX TRANSPORTANT DE LA VIDÉO

Dans ce chapitre, nous considérons le cas d'un réseau AFDX transportant des flux vidéo additionnels. Nous souhaitons comparer différentes politiques de service au niveau de l'*end system* source et au niveau des commutateurs pour déterminer leur impact sur le délai de bout-en-bout des flux vidéo.

L'architecture de réseau AFDX considérée dans notre étude est similaire à celle employée sur l'Airbus A350. Les VLs transportés actuellement sur ce réseau sont pris en compte sans changement. En s'appuyant sur cette configuration AFDX existante, nous introduisons des flux additionnels pour la transmission vidéo. La première étape dans la conception de ce nouveau réseau AFDX est de vérifier que les flux vidéo additionnels ne dépassent pas la bande passante laissée disponible par les flux VL. Pour cela, nous devons d'abord déterminer le nombre de flux vidéo additionnels qui peuvent traverser un chemin donné en fonction de leur besoin de bande passante et du taux d'utilisation du réseau. Ensuite, il est nécessaire de décider de l'ordre de transmission des trames des différents flux dans le réseau pour garantir le comportement déterministe des flux avioniques et les contraintes temporelles des flux vidéo.

Dans ce chapitre, les contraintes de qualité de service des flux sont présentées, ainsi que les définitions des métriques utilisées pour l'évaluation des performances de la transmission de ces flux dans le réseau. Pour offrir différents niveaux de qualité de service aux flux, il est important de choisir des politiques d'ordonnement qui assurent ces contraintes.

Pour pouvoir comparer la performance des politiques de service, nous avons développé, dans le cadre de cette thèse, notre propre simulateur de réseau AFDX qui va nous permettre d'évaluer les métriques souhaitées. Une section de ce chapitre est dédiée à une

présentation détaillée de ce simulateur.

3.1 Définition de l'architecture de réseau pour transporter de la vidéo

La première application envisagée par les industriels de l'aéronautique dans le projet IREHDO2 est l'introduction de la vidéo comme du trafic additionnel dans l'AFDX. Les flux vidéo sont produits par des caméras de surveillance et ont besoin d'être livrés en direct à un ou plusieurs écrans situés dans le cockpit. Dans les avions actuels, ces flux sont transportés par des réseaux dédiés en fibre optique.

Les systèmes avioniques utilisent de la vidéo non-compressée pour prévenir la perte des informations enregistrées dans les images et éviter les délais variables de compression et décompression. Dans le cas d'une application vidéo permettant d'assister le pilote au parking par exemple, une perte ou un retard d'information peut conduire à une fausse manoeuvre de l'appareil et entraîner des dégâts matériels, voire mettre en danger les personnes à bord.

La norme actuelle qui régit la transmission de la vidéo non-compressée dans les avions est ARINC 818 Avionics Digital Video Bus (ADVB) [129].

Avionics Digital Video Bus (ADVB) Le protocole ADVB a été défini en 2007 comme une adaptation du standard Fibre Channel–Audio Video (FC-AV) [130] avec des capacités additionnelles de transport vidéo et image pour répondre aux besoins de haute bande passante et latence faible spécifiques à la transmission de la vidéo critique dans l'avionique. Initialement, Fibre Channel a été conçu pour les réseaux de stockage (SAN) assurant le transfert de données entre un ordinateur et un système de stockage à un haut débit de l'ordre du gigabit par seconde. Fibre Channel définit 5 couches protocolaire et est inter-opérable avec IP. Grâce à son haut débit et à un taux d'erreur binaire de moins de 10^{-12} , Fibre Channel a commencé à être utilisé pour la transmission vidéo et audio, réglementé à partir de 2002 par la norme ANSI INCITS 356-2002 sous le nom de FC-AV.

Une vidéo est composée d'une succession d'images affichées à une certaine cadence pour créer l'illusion d'un mouvement fluide. Une image est définie par une matrice bidimensionnelle composée de plusieurs rangées de pixels. Les formats d'affichage numérique varient en fonction du nombre de lignes et colonnes et du nombre de bits par pixel. En général, le nombre de bits par pixel identifie la résolution de la couleur. Le protocole FC-AV convertit chaque image vidéo dans un conteneur Fibre Channel. Le conteneur comprend un en-tête et divers objets représentant des données auxiliaires, audio et vidéo.

Ces objets sont définis comme suit :

- Les objets 0 contenant des informations sur l'image et des données auxiliaires ;
- Les objets 1 contenant les données audio ;
- Les objets 2 contenant les données vidéos ;
- Les objets 3 utilisés pour la vidéo entrelacée.

La transmission du conteneur se réalise par une séquence de trames Fibre Channel limitées chacune à une taille de 2112 octets. Pour encapsuler les données vidéos dans des trames, les images sont balayées de gauche à droite, ligne par ligne. Si la charge utile de la dernière trame pour une ligne n'est pas complète, des octets de bourrage sont ajoutés pour garder la taille des trames constante.

FC-AV utilise 4 couches protocolaires parmi les 5 disponibles sur Fibre Channel :

- Couche 0 : l'interface avec le support physique ;
- Couche 1 : protocole de transmission sur le support physique avec un encodage 8b/10b ;
- Couche 2 : protocole de signalisation et transfert des trames, définition des trames et conteneurs, encapsulation des images vidéo ;
- Couche 3 : services communs requis pour les fonctionnalités avancées non utilisés pour la transmission vidéo et audio ;
- Couche 4 : interfaces d'application utilisées pour le transport des conteneurs FC-AV à travers le protocole Frame Header Control Protocol (FHCP).

FC-AV a été largement utilisé dans les avions militaire F18 et C130AMP, mais l'unicité de chaque implantation rend impossible sa réutilisation dans d'autres projets. Pour cette raison, en 2005 ARINC commence à s'intéresser à une standardisation des système vidéo à haut débit pour utilisation dans les avions Boeing 787 et A400M. ARINC 818 ADVB voit le jour en janvier 2007 en s'appuyant sur le protocole FC-AV. ADVB utilise une connexion point-à-point pour une communication en série unidirectionnelle permettant de simplifier les couches inférieures de FC-AV nécessitant un lien bidirectionnel.

La spécification ARINC 818 permet aux fabricants d'écrans avioniques de choisir le format vidéo qui convient le mieux à leur application. Les formats vidéo sont différents par leur fréquence d'images, leur résolution, la densité de pixels et les techniques d'entrelacement qui déterminent les débits requis. Différentes classes de transmission vidéo sont définies, qui vont de la transmission vidéo simple asynchrone à la transmission vidéo synchrone par pixel, nécessitant des capacités d'affichage correspondantes.

Dans la spécification ARINC 818, les notions de conteneur et de séquence de trames Fibre Channel définies par FC-AV sont maintenues, ainsi que les 4 types d'objets de données auxiliaires, audio et vidéo. Les trames Fibre Channel peuvent être désormais appelées des trames ADVB. Les trames ADVB sont composées d'un fanion de début Start Of Frame (SOF), d'un entête de trame, d'une charge utile contenant les objets (des données vidéos), de bits de redondance calculés à partir du code Contrôle de Redondance Cyclique (CRC) et suivi d'un fanion de fin End Of Frame (EOF)

La Figure 3.1 présente le lien entre le conteneur Fibre Channel et la séquence de trames nécessaires à la transmission d'une image vidéo.

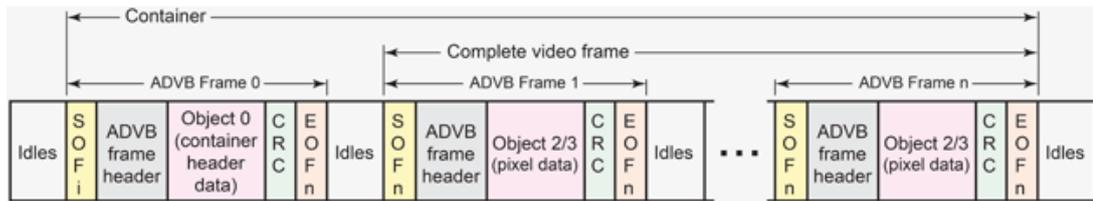


FIGURE 3.1 Conteneur des objets ADVB (*Source : <https://www.arinc-818.eu>*)

Comme illustré dans la Figure 3.1, le conteneur débute par un objet de type 0 (en-tête) avec des informations relatives à l'image (numéro de séquence, résolution de couleur, dimensions), envoyé dans une trame ADVB marquée par un fanion SOFi initial. Cette première trame est suivie par une séquence de trames ADVB transportant dans leur charge utile des objets de type 2 contenant les données vidéo de l'image. Ces dernières trames sont délimitées par des fanions SOFn normaux.

L'objectif principal de cette thèse est d'utiliser le réseau AFDX à la place de Fibre Channel pour transporter les flux vidéo. Toutefois, il est indispensable de maintenir les spécifications du protocole ADVB pour offrir les mêmes garanties de la transmission vidéo dans les systèmes avioniques, et fournir une compatibilité avec les moniteurs actuels.

3.1.1 Transposition des spécifications ADVB au réseau AFDX

Pour transporter les données vidéo sur le réseau AFDX, celles-ci doivent être encapsulées dans des trames AFDX (à la place de l'encapsulation dans des trames ADVB).

Le protocole ADVB propose plusieurs résolutions d'écran pour la transmission vidéo (cf. Tableau 3.1). Une quantité de données vidéo correspond à chaque résolution d'écran. En fonction de cette quantité, nous pouvons déterminer le nombre de trames AFDX nécessaires pour le transport d'une vidéo de durée égale à 1 seconde. Le nombre d'images par seconde considéré est de 24 images/s. Les pixels sont convertis dans le système

RVB (Rouge Vert Bleu) sur 3 octets. La bande passante nécessaire au transport des flux vidéo est déterminée pour la longueur maximale des trames AFDX de 1518 octets et en considérant également les informations auxiliaires et les en-têtes des trames lors de l'encapsulation. Nous supposons que les trames AFDX sont créées à une fréquence constante nous permettant le calcul de la période maximale entre deux trames AFDX prêtes pour émission. Si une longueur de trame AFDX plus petite est utilisée, les trames AFDX seront prêtes pour émission plus fréquemment.

Résolution écran (pixels × pixels)	Bande passante (Mbps)	Période maximale (μs)	Nombre de trames AFDX/s
QVGA (320 × 240)	93	129.8	7 704
VGA (640 × 480)	280	43.35	23 064
SVGA (800 × 600)	350	34.69	28 824
XGA (1024 × 768)	672	18.076	55 320
SXGA (1280 × 1024)	896	13.55	73 752
QXGA (2048 × 1536)	2238	5.425	184 320

TABLEAU 3.1 Nombre de trames AFDX nécessaire pour la transmission d'une seconde de vidéo pour différentes résolutions d'écran. La bande passante et la période maximale de création des trames sont données pour chaque résolution.

Par exemple, chaque ligne d'une image en format XGA (1024 × 768) comporte 3072 octets, qui sont alors envoyés dans 3 trames AFDX de taille 1518 octets. Il faut ainsi 768 × 3 trames AFDX pour envoyer toute l'image, plus une trame de contrôle supplémentaire. Une vidéo qui affiche 24 images par seconde utilise ainsi 24 × 2305 = 55320 trames AFDX par seconde ce qui requiert une bande passante de 671 806 080 bits par seconde. Dans ce cas, une trame AFDX contenant des données vidéo est prête pour transmission toutes les 18.0766 μs pour un débit constant.

La transmission de la vidéo est très sensible aux pertes et à la gigue. Le protocole ADVB utilise une communication point-à-point dédiée pour assurer une livraison vidéo sans perte ni délai variable. Une différence majeure entre le réseau AFDX et le réseau dédié ADVB est dû au fait que pour la transmission en réseau, plusieurs commutateurs sont traversés par les flux vidéo avant d'arriver à leur destination. Sur chacun des commutateurs AFDX, un flux vidéo peut croiser d'autres flux du réseau et ainsi possiblement attendre un certain délai dans la file d'attente des ports en sortie des commutateurs. Pour diminuer l'effet de ce délai et pour augmenter la qualité d'expérience de l'utilisateur, certaines applications implémentent un buffer en réception, pour garder en mémoire moins d'une seconde de données afin de lisser le flux vidéo. Mais cette solution présente un délai max

de restitution de l'image trop important pour une décision de pilotage temps-réel. Il est donc nécessaire d'adopter une configuration réseau qui limite la gigue et le délai de bout-en-bout des applications vidéo avioniques temps-réel.

3.1.2 Architecture AFDX intégrant la transmission vidéo

Les liens de la prochaine génération du réseau AFDX offriront un débit de 1 Gbps. La plupart des formats vidéo disponibles sur ADVB ont besoin pour leur transmission sur AFDX d'une quantité de bande passante inférieure à 1 Gbps (cf. Tableau 3.1).

Les flux vidéo viennent s'ajouter aux flux avioniques existants. Nous choisissons donc d'utiliser comme point de départ une configuration industrielle du réseau AFDX similaire à celle définie pour l'avion Airbus A350. Cette configuration est composée de 126 *end systems* inter-connectés par deux réseaux AFDX redondants composés de 7 commutateurs chacun. Les *end systems* communiquent par 1106 VLs. En plus de cette architecture de base, une partie des *end systems* doit supporter l'émission ou la réception des flux vidéo. Ces *end systems* seront connectés directement aux caméras pour l'émission et aux écrans pour la réception.

Les flux vidéo ne sont pas régulés dans des VLs comme les flux avioniques. Ils peuvent utiliser la totalité de la bande passante disponible après la réservation des flux avioniques. Toutefois des précautions pour éviter le débordement des files d'attente au niveau des commutateurs doivent être prises.

Lors de la conception de cette architecture, il est important de décider du nombre de flux vidéo traversant le réseau. A l'émission, les caméras ne sont pas proches les unes des autres, car elles doivent surveiller différentes zones de l'aéronef. Par conséquent, un *end system* émettant de la vidéo peut être connecté à une ou deux caméras au maximum pour assurer la redondance. En réception, un ou deux écrans peuvent être placés dans le cockpit pour transmettre la vidéo au pilote. Des écrans peuvent également être placés à l'avant ou à l'arrière de la cabine à l'attention des membres de l'équipage. En émission, les *end systems* ne sont source que de quelques flux vidéo. En revanche, les *end systems* en réception et les commutateurs qui leur sont reliés peuvent être traversés par plusieurs flux vidéo, en particulier si ces flux sont acheminés vers le même écran.

Une représentation possible d'une architecture AFDX avec vidéo intégrée est donnée dans la Figure 3.2. Cette architecture correspond à un des deux réseaux AFDX redondants avec ses 7 commutateurs. Deux *end systems* permettent la transmission de la vidéo. Chaque *end system* est connecté à une caméra qui produit un flux vidéo. Les deux flux vidéo sont acheminés vers le même *end system* de destination qui va les livrer à l'écran. Cette architecture de réseau nous servira comme cas d'étude dans cette thèse.

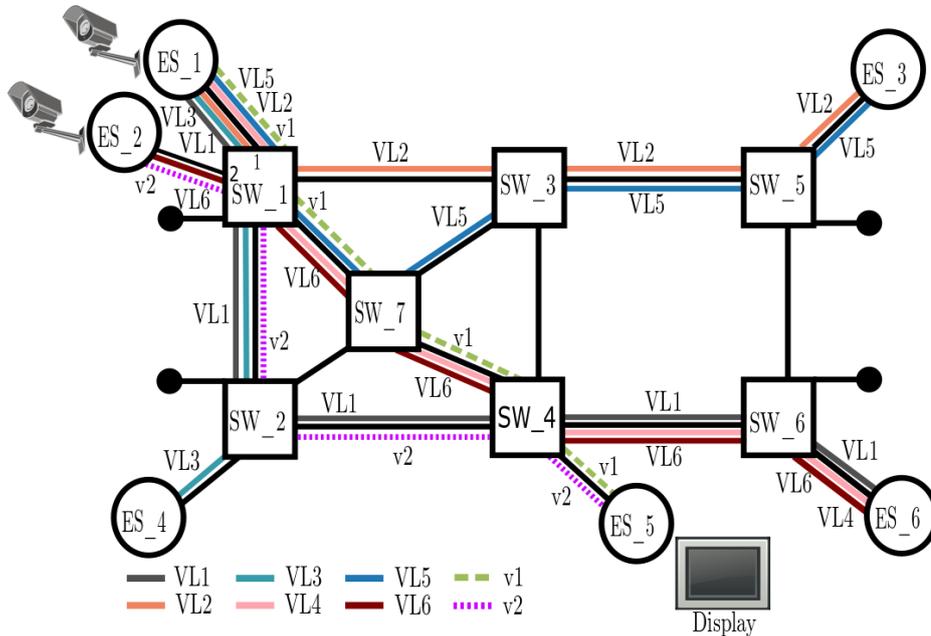


FIGURE 3.2 Configuration d'un réseau AFDX avec transmission de la vidéo

Les questions qui se posent maintenant sont :

- Quelles sont les résolutions possibles d'écran et le nombre de flux vidéo qui peuvent être transmis dans la bande passante restante après transport des flux avioniques ?
- Quels sont les *end systems* d'émission et de réception des flux vidéo ainsi que les chemins possibles pour leur transport dans le réseau ?

Pour répondre à la première question, nous avons calculé l'utilisation de la bande passante au niveau des ports de sortie des commutateurs en s'appuyant sur la configuration de base de l'A350. Nous avons considéré que les flux avioniques émettent des trames périodiques au BAG. Les durées de BAG et les tailles maximales de trame sont celles spécifiées dans la configuration A350. Nous avons trouvé que le port de sortie du commutateur le plus chargé utilise 40 Mbps pour la transmission des VLs. Le reste de 960 Mbps de bande passante disponible peut donc être utilisé par des flux vidéo. La sélection des formats vidéo pouvant être transmis sur le réseau AFDX de l'A350 est limitée maintenant par cette bande passante disponible de 960 Mbps.

La deuxième question concernant le choix des *end systems* d'émission et de réception des flux vidéo est liée à l'emplacement des caméras et des écrans dans l'avion. Les *end systems* positionnés dans le cockpit sont éligibles à la réception, alors que les *end systems* d'émission sont choisis parmi ceux situés le plus près des caméras (ailes, soute, cabine).

Sur leur chemin vers l'écran, des flux provenant des *end systems* différents peuvent se croiser. Ils devront donc se partager la bande passante disponible. Les résolutions d'écran inférieures sont souhaitables dans ce cas pour assurer une bande passante suffisante à tous les flux.

Dans cette thèse, nous avons choisi deux scénarios possibles de transmission des flux vidéo que nous allons considérer dans nos études de cas :

1. Une seule caméra est connectée à l'*end system* source qui émet un seul flux de résolution d'écran XGA. La bande passante de 672 Mbps nécessaire pour transporter le flux à l'*end system* de destination est bien inférieure à la bande passante de 960 Mbps disponible dans la configuration de réseau choisie.
2. Deux caméras sont connectées à un même *end system* source pour redondance. Pour ce scénario, la résolution d'écran est diminuée. La transmission de 2 flux vidéo de résolution d'écran SVGA nécessite 2×350 Mbps. Il serait aussi envisageable de transporter 2 flux VGA avec une utilisation de bande passante de 2×280 Mbps, mais nous cherchons ici à fournir la meilleure qualité vidéo possible dans ce scénario.

Dans la suite de ce chapitre, nous présentons les différentes politiques de services envisagées pour le transport efficace des flux vidéo tout en préservant le déterminisme des flux VL. Par la suite, nous décrivons les principales métriques de performance qui nous permettront d'évaluer la pertinence des solutions envisagées.

3.2 Politiques d'ordonnancement possibles

Dans les chapitres précédents, nous avons présenté différentes politiques d'ordonnancement et comment ces politiques peuvent assurer la qualité de service des flux dans un réseau temps-réel. Nous nous plaçons maintenant dans le contexte du réseau AFDX transportant des flux avioniques et vidéo avec des contraintes temporelles différentes. Pour décider de la politique d'ordonnancement adaptée pour assurer ces contraintes, nous avons naturellement fait le choix de comparer une politique *event-triggered* et une politique *time-triggered* qui permettront d'appliquer un traitement différencié aux flux en fonction de leurs contraintes. Comme le réseau AFDX n'est pas synchronisé, les équipements réseaux ne partageant pas d'horloge globale, une solution purement *time-triggered* n'est pas envisageable. Néanmoins, pour examiner les avantages d'une solution dirigée par le temps, nous considérons une solution *time-triggered* partielle, *i.e.* au niveau des *end systems*.

Dans cette étude, nous considérons seulement deux types de flux : avioniques et vidéo. Ces flux avec des contraintes temporelles différentes seront différenciés par deux classes

de trafic comme suit :

- Trafic avionique avec des contraintes de gigue en sortie de l'*end system* et délai de bout-en-bout bornés.
- Trafic vidéo avec des contraintes de gigue et délai de bout-en-bout réduits.

Les flux avioniques assurant la commande et le contrôle de l'avion ont des contraintes temps-réel critiques. L'introduction du trafic additionnel peut avoir des conséquences sur le délai de ces flux. Les politiques d'ordonnancement choisies doivent limiter ces conséquences.

3.2.1 Ordonnancement *event-triggered*

Pour l'ordonnancement *event-triggered* des flux avioniques et vidéo, nous proposons l'utilisation d'une politique à base de priorité fixe qui permet de limiter l'impact des flux moins prioritaires sur les flux plus prioritaires. Ainsi, nous avons choisi d'appliquer la politique SPQ avec deux niveaux de priorité à la fois au niveau des *end systems* et des ports de sortie des commutateurs. Les flux avioniques ont la priorité haute et les flux vidéo la priorité basse. De cette manière, la transmission prioritaire des trames avioniques est toujours garantie. Toutefois, une trame avionique peut subir un délai dans la file d'attente dans les situations suivantes :

- La trame avionique est retardée par les trames d'autres VLs qui sont arrivées avant elle dans la file d'attente
- La trame avionique doit attendre la fin de transmission d'une trame vidéo de la file d'attente de priorité basse car la préemption des trames n'est pas possible ici.

Par contre, les trames vidéo doivent toujours attendre que la transmission des trames avioniques soit terminée.

Les autres politiques d'ordonnancement *event-triggered* telles que WRR ou DRR sont une bonne alternative si plusieurs types de flux additionnels sont ajoutés sur l'architecture AFDX. Comme notre étude considère seulement la transmission de la vidéo, nous n'allons pas les discuter ici.

3.2.2 Ordonnancement localement *time-triggered*

La deuxième approche choisie repose sur un ordonnancement *time-triggered*. Les équipements du réseau AFDX n'étant pas synchronisés, il n'est pas possible d'utiliser un ordonnancement *time-triggered* global du réseau. Pour cette raison, la politique SPQ à deux priorités introduite précédemment reste une bonne stratégie de sélection des trames

pour la transmission au niveau des ports de sortie des commutateurs. En revanche, un ordonnancement temporel de type table statique d'ordonnancement peut être défini pour décider des dates de transmission des flux au niveau de l'*end system*, en se basant sur la référence de temps donnée par l'horloge locale de l'*end system*.

Dans la table d'ordonnancement, des slots de temps peuvent être réservés pour les flux VL à des intervalles correspondant à leur durée de BAG, alors que les slots restant peuvent être attribués aux flux vidéo.

3.3 Évaluation des performances du réseau

Pour évaluer l'impact des politiques d'ordonnancement sur la transmission des flux avioniques et vidéo, nous devons prendre en considération leurs contraintes de délai et gigue que nous allons évaluer en sortie de l'*end system* émetteur, à la traversée des commutateurs et au niveau des *end systems* de destination.

Les flux considérés dans le réseau AFDX sont soit sporadiques (les VLs ayant des intervalles inter-trames supérieurs ou égaux au BAG) soit périodiques (les flux vidéo). Pour présenter les métriques de performance, nous allons considérer le cas du réseau le plus chargé avec des VLs périodiques.

3.3.1 Les délais

Délai de bout-en-bout

Le délai de bout-en-bout fait référence au temps nécessaire pour qu'une trame soit transmise entre la source et la destination. Le délai de bout-en-bout est composé par la somme du délai source et du délai de traversée du réseau.

$$d_{bout-en-bout} = d_{source} + d_{réseau} \quad (3.1)$$

Les éléments principaux qui produisent un impact sur le délai de bout-en-bout sont la longueur de la trame, le débit du réseau, le nombre de liens et de commutateurs traversés (qui dépendent de la longueur du chemin) ainsi que les politiques de services appliquées au niveau de l'*end system* et des commutateurs et les flux concurrents. Parmi ces paramètres, les politiques de services et les flux concurrents présentent une importance particulière car ils peuvent introduire un retard au niveau de l'*end system* et de la congestion au niveau des ports de sortie des commutateurs.

Pour les flux avioniques, le délai de bout-en-bout doit être inférieur à une échéance qui dépend de la fonction avionique qui communique, alors que pour les flux vidéo il est

important de limiter la variabilité de ce délai pour assurer une transmission vidéo fluide.

Délai source en sortie de l'émetteur

Au niveau de l'*end system* source, les trames de différents flux peuvent arriver simultanément à l'entrée des files d'attente de l'ordonnanceur. Elles seront transmises une par une en fonction de la décision d'ordonnancement. Certaines trames devront donc attendre. Le délai entre la date d'entrée d'une trame dans la file d'attente et la date effective de son émission sur le support est appelé délai source. Le délai source est calculé pour une trame i par l'équation (3.2) et illustré dans la Figure 3.3.

$$d_{source}^i = \delta_i = x_i - d_i \quad (3.2)$$

d_i représente la date d'entrée de la trame i dans la file d'attente et x_i marque la date de son émission.

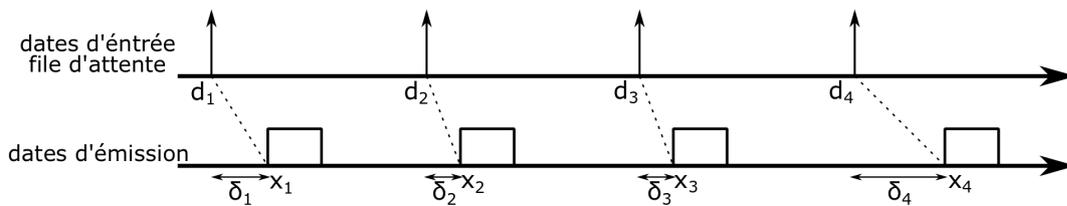


FIGURE 3.3 Illustration du délai source pour un flux périodique

Délai de traversée du réseau

Une fois qu'une trame quitte l'*end system*, elle est envoyée via le lien physique au port d'entrée du commutateur. Le délai de transmission sur le lien physique dépend du débit du lien et de la longueur de la trame. Au niveau du commutateur, la trame est transférée vers le port de sortie du commutateur correspondant en mode *store and forward*. Ce transfert induit un délai de commutation borné. Dans la pratique, ce délai varie très peu. Au port de sortie du commutateur, les trames peuvent subir un délai d'attente variable dans la file du commutateur. Ce délai dépend de la politique d'ordonnancement mise en oeuvre par le commutateur et des trafics concurrents. Le délai requis par une trame pour traverser tous les liens physiques et les commutateurs pour arriver à destination est défini comme le délai de traversée du réseau.

Sur un chemin donné \mathcal{C} de longueur L reliant C commutateurs, le délai de traversée du réseau d'une trame i est calculé par l'équation (3.3).

$$d_{réseau}^c(i) = \sum_{l=1}^L d_{transmission} + \sum_{c=1}^C (d_{commutation} + d_{attente}^c(i)) \quad (3.3)$$

Où c représente chaque commutateur traversé.

L'évaluation de ces délais peut s'effectuer de manières différentes, en particulier :

- Par une analyse pire cas, pour obtenir des bornes sur les délais
- Par simulation, pour extraire des statistiques sur les délais.

Les bornes sont indispensables pour les flux avioniques pour lesquels le respect des contraintes doit être garanti. En revanche, l'objectif pour les flux vidéo est d'obtenir une bonne qualité d'expérience. Pour cela, nous pouvons nous appuyer sur des statistiques sur les délais. Dans le paragraphe suivant, nous définissons deux métriques de performance, une pour chaque type de flux.

3.3.2 Métriques de performance

Deux métriques de performance différentes sont définies pour mieux représenter les contraintes spécifiques des flux VL et vidéo. Ces deux métriques sont définies dans la suite et sont liées au délai source.

Retard maximum à l'émission des flux vidéo. Dans le cas de la transmission vidéo, nous mesurons le retard maximum à l'émission des trames vidéo car cela peut induire une réception dégradée du flux vidéo. Pour un flux vidéo, v , le retard maximum à l'émission est donné par le délai source maximal, mesuré pour un nombre N_v de trames vidéo.

$$\delta_{max}^v = \max_{i \in [1..N_v]} d_{source}^i \quad (3.4)$$

Dans le reste de cette thèse, nous désignerons cette métrique par les termes "*retard maximum*" ou "*délai source maximum*" de manière interchangeable.

Sur l'exemple de délai source de la Figure 3.3, le retard maximum à l'émission est donné par δ_4 .

Gigue des flux VL. Une contrainte importante des flux avioniques est une gigue bornée en sortie de l'*end system*. La gigue d'un flux avionique est définie par la différence entre la durée de BAG et l'intervalle Δt_x entre deux dates d'émission de trames consécutives en sortie de l'*end system*. Le standard ARINC 664-p7 impose une gigue maximale J_{max} de $500\mu s$. Pour chaque paire de trames avioniques consécutives i et $i + 1$, la condition

sur la gigue de l'équation (3.5) doit être respectée. Cette condition assure que l'intervalle minimal inter-trame est respecté. Cet intervalle évite la suppression des trames par le premier commutateur qui contrôle le trafic entrant. En effet, le premier commutateur traversé par un VL ne fait pas confiance à l'*end system*.

$$BAG - \Delta t_x \leq J_{max}, \quad \Delta t_x = x_{i+1} - x_i \quad (3.5)$$

Une illustration de la gigue pour un flux avionique est donnée dans la Figure 3.4. La transmission des trames avioniques est attendue dans le commutateur toutes les durées de BAG. Si la transmission des trames est retardée au niveau de l'ordonnanceur, une gigue peut apparaître. Dans cet exemple, la deuxième trame est transmise avec une gigue non nulle, mais inférieure à la gigue maximale autorisée. En revanche, la 4ème trame subit une gigue supérieure à la gigue maximale ce qui entraîne la suppression de la dernière trame du schéma par le commutateur.

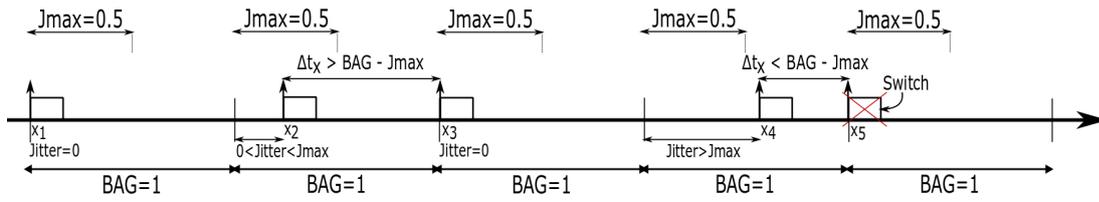


FIGURE 3.4 Illustration de la gigue bornée pour un flux avionique

Dans la suite, nous présentons l'outil de simulation qui a été développé dans cette thèse afin de mesurer finement les délais.

3.4 Simulation du réseau AFDX à qualité de service

Pour évaluer le comportement du réseau AFDX capable de transporter des flux vidéo additionnels, nous avons développé un outil de simulation qui modélise les principaux éléments du réseau AFDX (routage des liens virtuels, files d'attente, délai de commutation, etc.). Ce simulateur permet de simuler le comportement d'architectures de réseaux du type de celle décrite dans la section 3.1.2.

3.4.1 L'environnement de simulation

Pour le développement de notre simulateur, nous avons choisi OMNeT++ [131], un environnement de simulation à événements discrets en C++ qui permet la modélisation et

la simulation des composants et des communications du réseau. Les modèles de simulation sont décrits dans le langage NED. Les modèles sont assemblés à partir de composants réutilisables appelés modules. Les modules peuvent être connectés les uns aux autres via des portes (gates), et combinés pour former des modules composés. Les modules communiquent par le passage de messages. Les portes sont les interfaces d'entrée et de sortie des modules : les messages transportant les structures de données sont envoyés à travers les portes de sortie et arrivent à travers les portes d'entrée.

Pour la construction de l'architecture de réseau .NED, nous avons eu comme point de départ un fichier de configuration de l'A350 qui précise le nombre d'*end systems* et de commutateurs, les caractéristiques de chaque VL émis par un *end system* (identifiant, longueur minimale et maximale des trames, durée du BAG) et leur chemin (commutateurs traversés et ports d'entrée et de sortie). Sur cette configuration de l'A350, nous avons inséré des flux vidéo additionnels.

Notre simulateur simule les échanges de messages d'une seconde sur la configuration complète de l'A350 en moins de 15 minutes de simulation. Le simulateur est exécuté sur un ordinateur équipé de 16 Go de mémoire RAM et d'un processeur Intel(R) Core(TM) i7 3,6 GHz avec 8 coeurs.

3.4.2 Modélisation des équipements du réseau

Les éléments principaux qui composent le réseau AFDX sont les *end systems* et les commutateurs.

End system

L'*end system* est l'équipement du réseau qui fournit un service de transfert de données aux application. Au niveau de la couche transport, la communication avec les applications est réalisée par des ports de communication UDP ou TCP. Les messages UDP ou TCP sont fragmentés dans des paquets IP qui sont ensuite encapsulés dans des trames AFDX au niveau de la couche MAC pour être envoyés dans le réseau à travers les VLs. Dans notre modélisation de l'*end system*, nous simulons uniquement les opérations de niveau MAC relatives à l'AFDX car les contraintes de gigue et de délai spécifiés par le standard ARINC 664-7, qui nous intéresse dans cette thèse, concernent la couche MAC.

Au niveau d'un *end system* émetteur, une fois que les trames arrivent à la couche MAC, elles sont associées à un VL et sont placées dans une file d'attente correspondant à ce VL. Pour assurer que le VL respecte son contrat de trafic, un régulateur de trafic est mis en oeuvre qui sépare les trames par la durée du BAG. Ensuite, les trames de tous les

VLs sont multiplexées pour être envoyées vers le port de sortie. L'ordre de transmission des trames des flux multiplexés est décidée par la politique d'ordonnancement appliquée. Dans notre simulateur, trois ordonnancements sont mis en oeuvre : FIFO, SPQ avec 2 priorités et une table statique d'ordonnancement. La durée de transmission de la trame est prise en compte lors de sa transmission par les ports de sortie.

Au niveau de la réception, les trames de chaque VL sont démultiplexées et sont envoyées sur le port de niveau application. Du point de vue réseau, nous considérons le délai de bout-en-bout d'une trame depuis sa sortie du régulateur et son arrivée en entrée du démultiplexeur.

La Figure 3.5 donne une vue d'ensemble sur la modélisation d'un *end system* avec plusieurs applications, qui est source de 5 VLs et un flux vidéo.

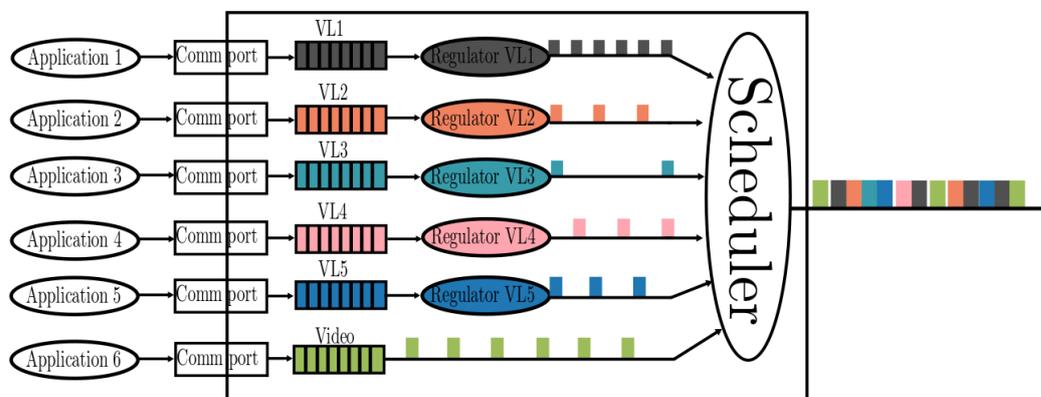


FIGURE 3.5 Modélisation d'un *end system*

Commutateur

Le commutateur AFDX est un équipement réseau qui effectue le filtrage et le contrôle du trafic et transmet les trames vers les *end systems* de destination.

Le bloc de fonctions de filtrage et contrôle de trafic a comme objectif de vérifier l'intégrité de la trame, la longueur de la trame, le budget de trafic et la destination ainsi que la durée de BAG minimale entre les trames sur chaque VL. Si les trames ne respectent pas le contrat de trafic du VL, le commutateur peut les rejeter. Pour simplifier l'implantation du simulateur, nous ne traitons pas dans notre modélisation le filtrage de trames et le contrôle de trafic car le trafic est produit de manière artificielle au niveau des *end systems* source et respecte donc nécessairement toutes les spécifications des VLs.

Le commutateur est équipé d'un ensemble de ports. Les trames d'un VL arrivent au

niveau du commutateur par un port d'entrée et sont dirigées vers les ports de sortie. Le commutateur garde en mémoire une table de commutation statique qui liste les ports de sortie associés à chaque VL.

Les opérations de filtrage de trames, contrôle de trafic et commutation des trames vers le bon port de sortie demandent un temps de traitement qui d'après le standard doit être inférieur à $8 \mu s$. Dans notre simulateur, nous supposons un délai constant de commutation de $2 \mu s$. Cette valeur de délai correspond aux mesures effectuées sur des commutateurs AFDX.

Sur le port de sortie, les trames sont classifiées et sont envoyées vers une file d'attente en fonction de leur priorité. Les files d'attente sont modélisées par un serveur qui implémente une politique de service. Les politiques de service considérées dans nos simulations au niveau des commutateurs sont FIFO ou SPQ à 2 niveaux de priorité. Le temps de service est donné par le rapport entre la longueur de la trame et le débit. En sortie du commutateur, les trames peuvent donc connaître un délai variable en fonction de l'état d'occupation des files d'attente.

Simulations Monte-Carlo. Les modules IMA ne sont pas synchronisés pour des raisons de sûreté de fonctionnement. Par conséquent, la notion d'horloge globale n'existe pas dans l'AFDX. Ni les *end systems*, ni les commutateurs ne sont donc synchronisés. Pour modéliser cette désynchronisation dans notre simulateur, nous définissons un *offset* (déphasage) par rapport à une date de référence pour chaque *end system*. La date de référence considérée est la date de démarrage du simulateur. Chaque combinaison d'*offsets* présente une réalisation différente des transmissions dans le réseau. Pour évaluer une configuration, il faut faire varier l'ensemble des *offsets* pour obtenir des simulations qui caractérisent en moyenne les performances d'une solution.

Pour générer différentes variations d'*offsets*, nous nous appuyons sur la méthode de simulation de Monte-Carlo [132]. Cette méthode considère dans l'utilisation de nombres aléatoires pour simuler le comportement d'un système par la réalisation d'un grand nombre de simulations. Dans notre approche, à chaque nouvelle simulation, nous choisissons des valeurs aléatoires d'*offsets* tirées dans l'intervalle $[0, BAG_{max}]$, où BAG_{max} est la valeur maximale de BAG définie pour l'ensemble de VLs. Cette valeur de BAG_{max} est inférieur à 128 ms. De cette façon, nous modélisons la phase de démarrage de chaque *end system*. L'*end system* démarre donc au bout de 128 ms maximum.

Chaque simulation nous permet de mesurer le délai de bout-en-bout, source et de traversée du réseau des trames simulées. Plusieurs simulations sont exécutées pour obtenir une distribution complète du délai. Dans cette thèse, nous utilisons la distribution de

délai pour extraire des statistiques nous permettant d'évaluer les différentes configurations de réseau étudiées.

Durée de simulation. Dans les scénarios étudiés, la durée d'une instance de simulation est établie à 384 ms, correspondant à 3×128 ms. Cette durée est équivalente à 2 fois la durée maximale de BAG à laquelle s'ajoute la valeur maximale d'offset de 128 ms. Cette durée capture la distribution complète des délais car après au plus deux répétitions, le comportement du système devient stable et cyclique. Comme l'offset de l'*end system* est une valeur aléatoire, il varie pour chaque exécution de la simulation, ce qui entraîne une variation du nombre de trames transmises pendant la même durée de la simulation. Pour cette raison, nous considérons le délai de distribution des trames sur une durée de 256 ms (2×128 ms) après l'*offset*. Dans le cas d'un flux vidéo XGA, par exemple, cette durée correspond à un nombre de 14162 trames conformément au Tableau 3.1.

Une description détaillée de l'outil de simulation peut être retrouvée dans l'annexe A.

Dans la suite de ce chapitre, nous utilisons ce simulateur pour réaliser une étude de l'impact des politiques de service sur les différentes mesures de délai définies précédemment.

3.5 Impact des politiques de service sur les délais

Dans cette section, nous évaluons les délais de bout-en-bout, source et de traversée du réseau des flux avioniques et vidéo pour différentes politiques de services. L'objectif est de discuter des avantages et des inconvénients des politiques de service afin d'en choisir une à étudier plus spécifiquement dans les chapitres suivants.

D'abord, nous allons extraire des statistiques sur les distributions de délai obtenues par simulation des flux avioniques et vidéo. Ensuite, nous allons calculer les bornes pire cas sur les délais de communication de bout-en-bout.

3.5.1 Définition des scénarios de simulation

Nous simulons ici le réseau AFDX déployé dans l'A350 et présenté dans la Figure 3.2. Un des *end systems* est chargé avec la transmission d'un flux vidéo de résolution XGA. La période d'émission des trames vidéo est de $18.076\mu\text{s}$ avec le format XGA et une longueur maximale de trame. Cet *end system* est également source des 8 VLs qui transportent des flux avioniques de période égale à leur durée de BAG. Les valeurs de BAG sont spécifiées dans le Tableau 5.3. La longueur des trames avioniques de ces VLs varie entre 115 et 835 octets.

VL	1	2	3	4	5	6	7	8
BAG(ms)	16	16	8	32	4	4	32	16
Longueur de trame	131	579	323	115	323	115	835	131

TABLEAU 3.2 Caractéristique des VLs de l'*end system* source de la vidéo

Ces VLs traversent entre 1 et 3 commutateurs sur leurs chemins. Le flux vidéo suit un chemin traversant 3 commutateurs pour arriver à l'*end system* de destination. Ainsi, pour une trame de taille maximale, le délai minimum de bout-en-bout attendu pour le flux vidéo est de 54.576 μ s.

Différentes politiques d'ordonnancement *event-triggered* et *time-triggered* sont appliquées au niveau de l'*end system* et des ports de sortie des commutateurs pour comparer leur impact sur la distribution du délai. Parmi les politiques *event-triggered*, nous définissons des scénarios de simulation utilisant FIFO et SPQ au niveau de l'*end system* et des commutateurs. Des scénarios de simulation basés sur l'utilisation d'une politique *time-triggered* de type table d'ordonnancement au niveau de l'*end system* combinée avec ces politiques *event-triggered* au niveau des commutateurs sont également envisagés. Nous définissons deux ordonnancements *time-triggered* pour décider de l'ordre d'émission des 8 VLs de l'*end system* choisi pour la transmission vidéo. La construction des deux ordonnancements est arbitraire, notre objectif étant ici de les comparer à des politiques *event-triggered* et d'identifier l'impact de l'ordonnancement sur les délais des flux avioniques et vidéo.

Nous montrons les deux ordonnancements *time-triggered* dans les Figures 3.6 et 3.7. Chaque ordonnancement est construit sur la durée de l'hyper-période des 8 VLs égale à 32 ms. Nous montrons seulement les dates d'émission des VLs car nous considérons que le flux vidéo peut transmettre ses trames le reste du temps. Nous avons considéré des émissions périodiques au BAG des flux avioniques. Nous avons réparti les premières trames des 8 VLs sur la première milliseconde. Pour chaque VL, nous avons établi les dates des trames suivantes à la durée de BAG du VL. Les intervalles de temps non utilisés par les VLs sont laissés disponibles pour les trames du flux vidéo.

Dans le premier ordonnancement, les dates d'émission des 8 VLs sont choisies au début de leur période, alors que dans le deuxième cas les dates d'émission sont réparties sur la durée de la première milliseconde de chaque période.

Les scénarios de simulation permettant de combiner les différents politiques d'ordonnancement sont présentés dans le Tableau 3.3.

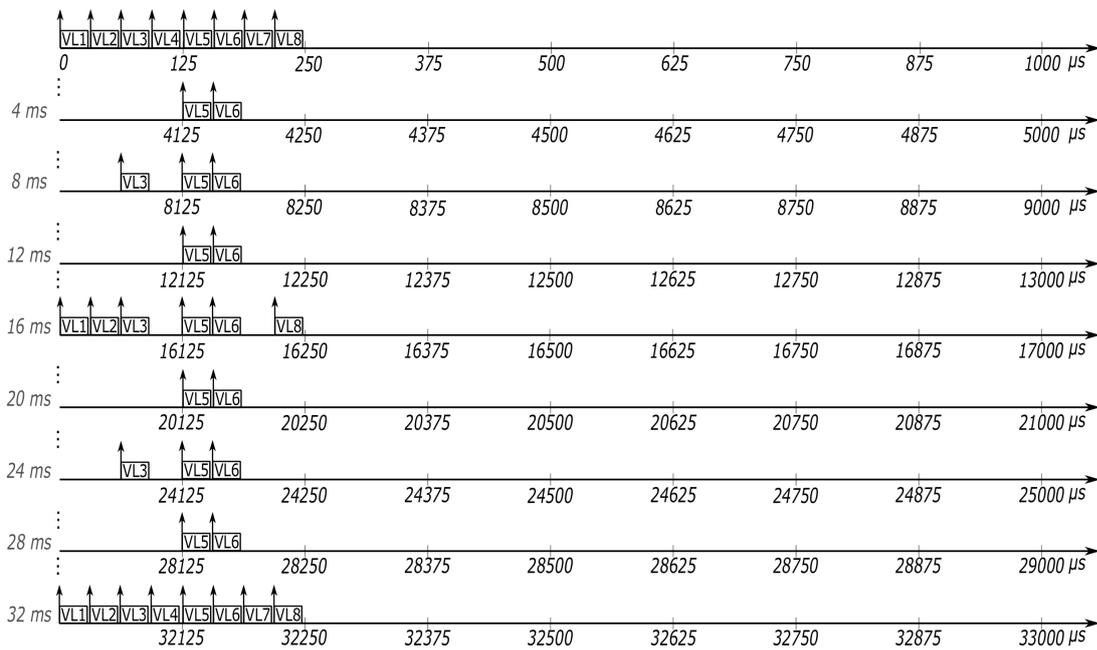


FIGURE 3.6 Illustration d'un premier ordonnancement time-triggered (I) pour l'end system source des 8 VLs

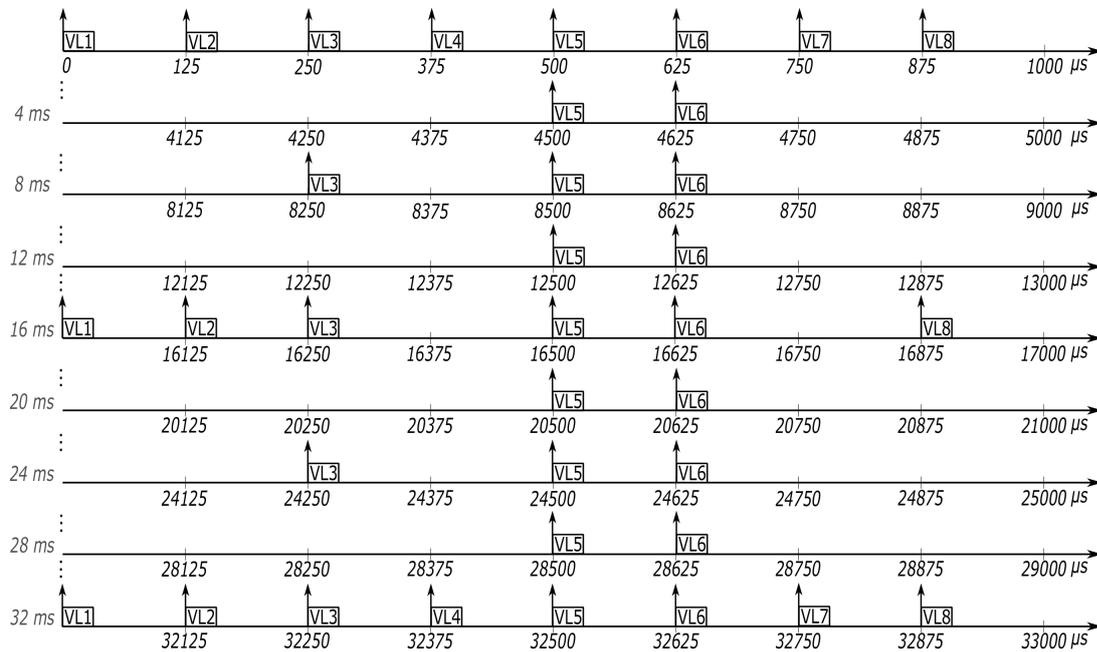


FIGURE 3.7 Illustration du deuxième ordonnancement time-triggered (II) pour l'end system source de 8 VLs

Scénarios	<i>End system</i>	Commutateur
1	FIFO	FIFO
2	SPQ	
3	<i>time-triggered</i> I	
4	<i>time-triggered</i> II	
5	FIFO	SPQ
6	SPQ	
7	<i>time-triggered</i> I	
8	<i>time-triggered</i> II	

TABLEAU 3.3 Politiques d'ordonnancement appliquées dans les scénarios de simulation

3.5.2 Résultats de la simulation

Des distributions du délai sont obtenues par simulation pour le délai de bout-en-bout, source et de traversée du réseau. A partir de ces distributions, nous avons pu extraire des statistiques nous permettant d'évaluer la performance du réseau pour chacun des scénarios présentés dans le Tableau 3.3. Nous avons choisi de montrer des statistiques de délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}), ainsi que le premier quartile (Q1) qui marque le 25% des valeurs inférieures, la médiane qui marque 50% des valeurs inférieures et le troisième quartile (Q3) pour indiquer 75% des valeurs inférieures. Nous allons nous appuyer sur ces statistiques pour capturer les variations de délai et pour évaluer les métriques de performance requises pour les flux avioniques et vidéo.

Dans la suite, nous présentons d'abord la distribution du délai source avec les quatre politiques proposées. Ensuite, nous présentons les statistiques de délai réseau et de bout-en-bout pour les scénarios 1-4 considérant une politique FIFO au niveau du commutateur et des scénarios 5-8 correspondant à l'utilisation d'une politique SPQ au niveau du commutateur pour un VL et le flux vidéo.

Délai source

Dans un premier temps, nous présentons la distribution de délai source avec les politiques de service proposées au niveau de l'*end system* : FIFO, SPQ et les deux ordonnancements *time-triggered*, *TT I* et *TT II*. Cette distribution ne dépend pas de la politique de service appliquée au niveau du commutateur.

Dans la Figure 3.8 nous avons extrait des statistiques sur ce délai que nous avons représentées par des boîtes à moustaches. Ces statistiques concernent le VL2 et le flux vidéo XGA qui suivent le même chemin vers leur destination. Dans le cas du VL, le délai source varie de 0 jusqu'à la valeur maximale de 13 μs avec FIFO et de 11 μs avec SPQ.

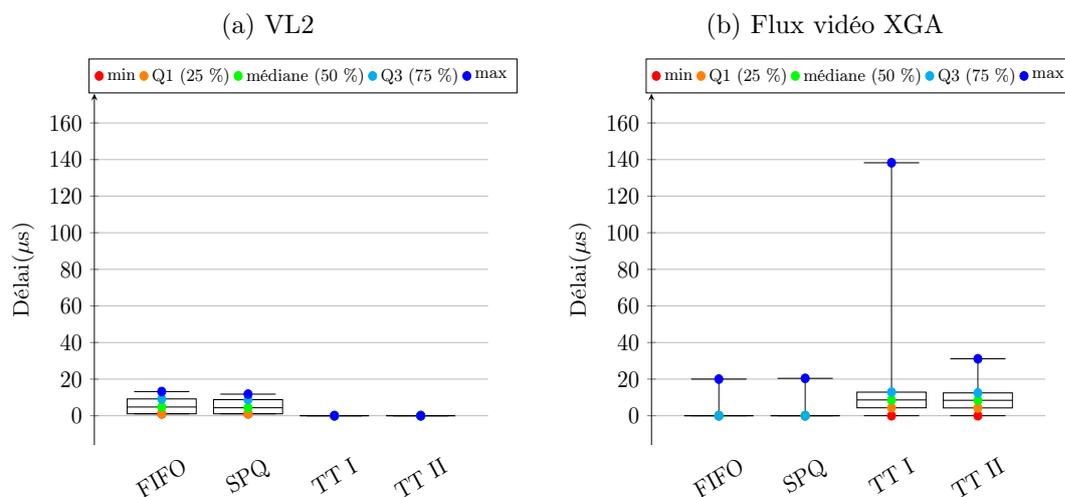


FIGURE 3.8 Statistiques de délai source pour VL2 et le flux vidéo XGA

Avec les deux ordonnancements *time-triggered*, le délai source du VL est égal à 0. Le délai source nul des VLs est équivalent à une gigue nulle des flux avioniques en sortie de l'*end system*. Ainsi, les deux ordonnancements *time-triggered* proposés permettent de bien respecter la contrainte de gigue de ces flux par rapport aux politiques *event-triggered* qui introduisent des variations.

Pour le flux vidéo, avec FIFO et SPQ appliqués à l'*end system*, 75% des valeurs du délai source sont à 0, le maximum étant de 20 μs . Avec l'ordonnement *time-triggered*, une différence importante est visible entre les deux ordonnancements proposés. Le deuxième ordonnancement *time-triggered* atteint une valeur maximale du délai source de 31 μs , toutefois 75% des valeurs sont inférieures à 20 μs . La performance du premier ordonnancement *time-triggered* est très dégradée par rapport aux autres politiques : 75% des valeurs sont en dessous de 20 μs , mais une valeur maximale de 140 μs peut être atteinte.

D'après ces premiers résultats, nous avons pu faire les observations suivantes :

- Pour les flux VL, il est possible d'assurer une gigue nulle en sortie de l'*end system* avec un ordonnancement *time-triggered*.
- Pour le flux vidéo, le retard maximal à l'émission est plus réduit avec les politiques *event-triggered*. Avec l'ordonnement *time-triggered*, le retard maximal à l'émission est lié à la construction de cet ordonnancement.

Délai de traversée du réseau et de bout-en-bout

Dans un deuxième temps, nous avons mesuré le délai réseau et de bout-en-bout des VLs et du flux vidéo pour étudier l'impact de la politique de service appliquée au niveau du commutateur. Des statistiques sur ces délais sont données dans les Tableaux 3.4 et 3.5.

Dans les Figures 3.9 et 3.10, nous avons extrait les statistiques du VL2 et du flux XGA qui traversent les mêmes commutateurs.

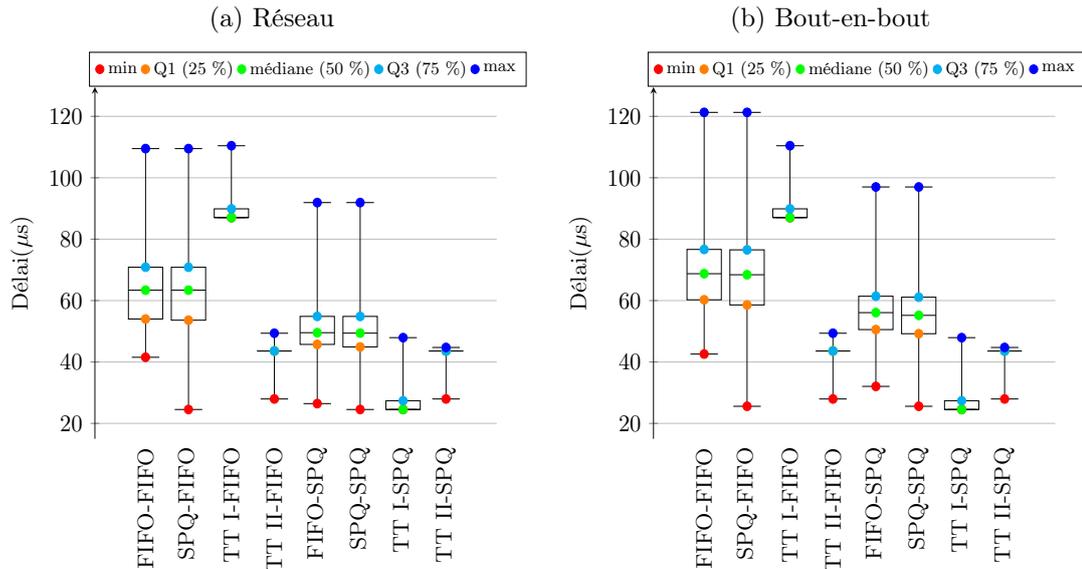


FIGURE 3.9 Statistiques de délai réseau et de bout-en-bout pour VL2 extraites sur un échantillon de 2000 trames avioniques.

Dans le cas du VL2 (cf. Figure 3.9), le délai réseau maximum est atteint avec la combinaison du premier ordonnancement *time-triggered* avec FIFO au niveau des commutateurs. La valeur maximale est de $110 \mu s$, 75% des valeurs de la distribution se retrouvant dans l'intervalle $87-89 \mu s$. Le deuxième délai réseau maximum, toujours autour de $110 \mu s$, est atteint avec la politique FIFO au niveau des commutateurs combinée avec FIFO ou SPQ au niveau des *end systems*. Mais dans ces scénarios, la plupart de délais (50% des valeurs) se trouvent dans l'intervalle $63-70 \mu s$ entre les quartiles Q1 et Q3. Dans le cas du délai de bout-en-bout, la valeur maximale parmi ces scénarios est donnée par la combinaison de la politique FIFO au niveau des commutateurs avec FIFO ou SPQ au niveau des *end systems*. L'augmentation du délai de bout-en-bout est dû à la variation du délai source. Avec l'ordonnancement *time-triggered*, le délai de bout-en-bout est le même que le délai réseau.

Avec SPQ au niveau des commutateurs, le délai maximum de traversée de réseau est

réduit à $91 \mu\text{s}$ pour les scénarios considérant FIFO ou SPQ au niveau des *end systems*. Une réduction importante du délai est visible pour le scénario combinant le premier ordonnancement *time-triggered* et SPQ. L'application de la politique SPQ au niveau des commutateurs qui considère les flux avioniques plus prioritaires que la vidéo conduit à cette réduction du délai réseau.

Le scénario le plus favorable conduisant au délai réseau et de bout-en-bout le plus réduit est donné par la combinaison du deuxième ordonnancement *time-triggered* et SPQ. Le deuxième ordonnancement *time-triggered* permet d'écarter les trames avioniques au niveau de l'*end system* source et d'éviter leur congestion au niveau des ports de sortie des commutateurs.

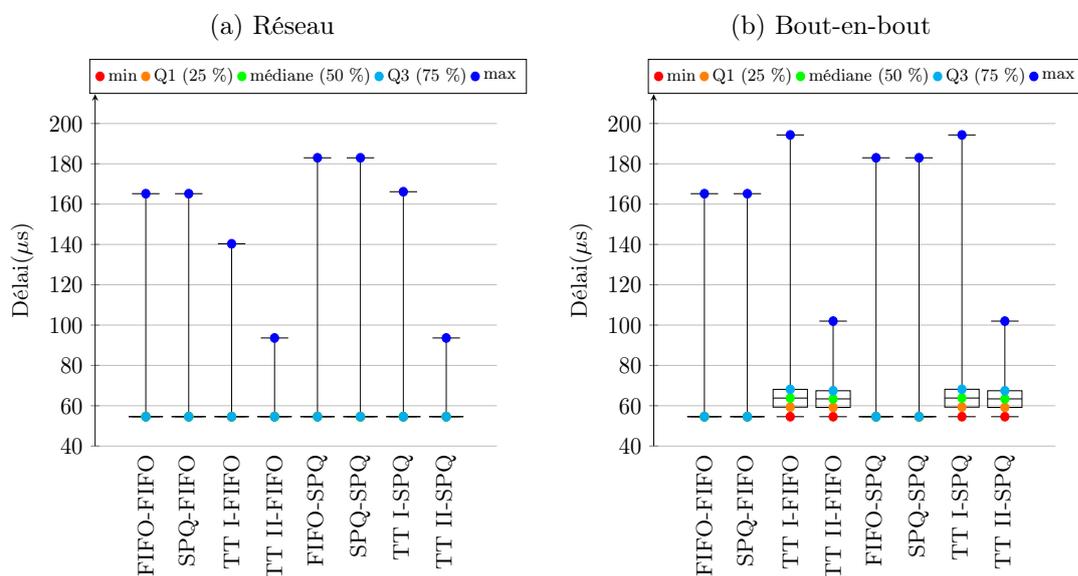


FIGURE 3.10 Statistiques de délai réseau et de bout-en-bout pour le flux vidéo XGA extraites sur un échantillon de 1 500 000 trames.

Pour le flux vidéo, les statistiques de délai sont données dans la Figure 3.10. Dans tous les scénarios considérés, 75% des valeurs du délai de traversée du réseau sont à la valeur minimale de $54.576 \mu\text{s}$. La valeur maximale du délai réseau est retrouvée dans le scénario combinant la politique SPQ au niveau des commutateurs avec FIFO ou SPQ dans les *end systems*. Cette augmentation du délai réseau par rapport au scénarios considérant FIFO au niveau des commutateurs est due à la transmission de la vidéo sur la priorité basse avec SPQ. Cette différence est visible également au niveau des délais de bout-en-bout maximums qui sont augmentés de $165 \mu\text{s}$ à $180 \mu\text{s}$.

Un délai réseau plus faible est possible avec l'application du premier ordonnancement

time-triggered à l'*end system*. En revanche, cet ordonnancement produit un délai de bout-en-bout de 194 μ s qui est la valeur maximale parmi les scénarios illustrés. La cause principale de cette augmentation du délai est la performance dégradée de l'ordonnancement sur le délai source.

Avec le deuxième ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'*end system*, les distributions de délai de traversée du réseau et de bout-en-bout sont considérablement réduites et sont très similaires avec FIFO et SPQ au niveau des commutateurs. Les valeurs maximales varient autour de 100 μ s. La répartition des flux VL au niveau de la source a un effet aussi positif sur le flux vidéo.

Ces résultats de simulation nous ont permis d'évaluer les différentes politiques d'ordonnancement étudiées et nous ont conduit au choix d'une solution d'ordonnancement :

- Pour les flux avioniques, nous avons cherché une solution permettant de limiter la gigue au niveau de l'*end system* source. Cela s'est montré possible par l'utilisation d'un ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'*end system* qui permet d'obtenir une gigue nulle.
- L'utilisation d'une politique SPQ dans les ports de sortie des commutateurs permet de maintenir un délai de bout-en-bout réduit pour les flux avioniques transmis sur la priorité haute.
- Une légère augmentation du délai de bout-en-bout du flux vidéo est possible avec SPQ au niveaux des commutateurs, car la vidéo est moins prioritaire. Ce délai peut être réduit avec un ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'*end system* par la répartition des flux avioniques de priorité haute.
- La construction de l'ordonnancement *time-triggered* a un impact direct sur le retard maximal à l'émission du flux vidéo. Il est donc important de chercher un ordonnancement *time-triggered* qui réduit le retard maximal des flux vidéo et en même temps produire une gigue nulle des VLs.

Le choix d'une politique d'ordonnancement constituée d'un ordonnancement *time-triggered* de type table d'ordonnancement au niveau de l'*end system* et de SPQ au niveau des commutateurs paraît maintenant une solution pertinente pour la transmission des flux avioniques et vidéo dans le réseau AFDX.

La deuxième approche d'évaluation cette solution est l'analyse pire cas qui permet de calculer une borne supérieure sur le délai de bout-en-bout.

Commutateur		FIFO											
		Délai FIFO (μs)(1)			Délai SPQ (μs)(2)			Délai TT I (μs)(3)			Délai TT II (μs)(4)		
End system	Flux	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E
1 XGA	d_{min}	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576
	d_{moy}	0.024	56.16	56.189	0.025	56.165	56.19	11.66	55.36	66.98	8.62	54.98	63.58
	d_{max}	20.01	165.182	165.182	20.4	165.182	165.182	138.25	140.33	194.32	31.11	85.25	101.97
VL1	d_{min}	0	37.95	37.95	0	10.192	10.192	0	57.067	57.067	0	24.37	24.37
	d_{moy}	4.47	56.83	61.307	3.87	55.125	58.99	0	60.62	60.62	0	38.87	38.87
	d_{max}	12.144	95.57	103.855	10.74	95.57	103.855	0	78.47	78.47	0	54.51	54.51
VL2	d_{min}	1.048	41.53	42.58	1.048	24.52	25.576	0	87.02	87.02	0	27.95	27.95
	d_{moy}	5.52	63.47	69	4.92	62.46	67.39	0	88.4	88.4	0	43.29	43.29
	d_{max}	13.192	109.49	121.287	11.792	109.495	121.28	0	110.42	110.42	0	49.36	49.36
VL3	d_{min}	0	11.752	11.75	0	11.75	11.752	0	43.02	43.02	0	11.75	11.75
	d_{moy}	7.16	12.71	20.26	6.86	12.7	19.93	0	43.78	43.78	0	12.23	12.23
	d_{max}	17.82	31.097	46.712	16.42	31.097	46.712	0	58.72	58.72	0	18.48	18.48
VL4	d_{min}	8.26	9.68	17.94	8.26	9.68	17.944	0	103.43	103.43	0	9.68	9.68
	d_{moy}	12.14	11.022	23.43	11.23	10.97	22.2	0	103.5	103.5	0	9.69	9.69
	d_{max}	20.4	26.64	42.28	16.79	26.64	38.624	0	109.11	109.11	0	10.216	10.216
VL5	d_{min}	0	7.16	7.16	0	7.16	7.16	0	7.16	7.16	0	7.16	7.16
	d_{moy}	7.02	10.45	17.75	6.87	10.47	17.25	0	7.77	7.77	0	7.77	7.77
	d_{max}	21.32	35.42	53.3	19	35.42	53.3	0	10.28	10.28	0	10.28	10.28
VL6	d_{min}	2.58	9.68	12.264	2.58	9.68	12.264	0	25.3	25.3	0	9.68	9.68
	d_{moy}	9.61	11.66	21.277	9.45	11.66	21.12	0	25.83	25.83	0	10.15	10.15
	d_{max}	23.91	34.22	50.032	21.59	34.22	48.42	0	32.22	32.22	0	17.3	17.3
VL7	d_{min}	12.68	24.04	36.728	12.68	24.04	36.72	0	133.41	133.41	0	24.04	24.04
	d_{moy}	16.83	27.98	44.81	15.65	28.15	43.81	0	133.49	133.49	0	24.04	24.04
	d_{max}	24.83	51.23	72.016	21.22	51.23	72.016	0	137.98	137.98	0	24.04	24.04
VL8	d_{min}	11.76	7.14	18.91	11.768	7.14	18.91	0	85.26	85.26	0	7.14	7.14
	d_{moy}	20.14	11.04	31.18	19.54	11.05	30.59	0	85.46	85.46	0	7.15	7.15
	d_{max}	31.51	30.46	54.63	27.9	30.46	54.63	0	90.2	90.2	0	7.83	7.83

TABLEAU 3.4 Délai minimum(d_{min}), moyen(d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un flux vidéo XGA et 8 VLs mesuré à la source, de traversée du réseau et de bout-en-bout en considérant une politique FIFO au niveau des commutateurs.

Commutateur		SPQ																							
		Délai FIFO (μs)(5)						Délai SPQ (μs)(6)						Délai TT I (μs)(7)						Délai TT II (μs)(8)					
		Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E
1 XGA	d_{min}	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	54.576	0.0002	54.576	54.576	54.577	0	54.576	54.577	54.576	0	54.576	54.576	54.576	0	54.576	54.576	54.576	
	d_{moy}	0.024	56.52	56.55	0.02	56.52	56.55	11.66	55.53	67.16	67.16	8.62	54.99	63.59											
	d_{max}	20.01	182.979	182.979	20.416	182.979	182.979	138.254	166.157	194.32	31.11	93.61	101.97												
VL1	d_{min}	0	12.67	19.31	0	10.192	10.192	0	10.192	10.192	10.192	0	19.035	19.035											
	d_{moy}	4.47	40.06	45.07	3.87	39.21	43.09	0	13.6	13.6	13.6	0	43.92	43.92											
	d_{max}	12.144	84.15	90.08	10.74	84.15	90.08	0	31.602	31.602	31.602	0	36.14	36.14											
VL2	d_{min}	1.048	26.14	32.056	1.048	24.52	25.57	0	24.528	24.528	24.528	0	27.958	27.958											
	d_{moy}	5.52	50.81	56.34	4.92	49.99	54.92	0	25.9	25.9	25.9	0	43.19	43.19											
	d_{max}	13.192	91.91	96.99	11.79	91.91	96.99	0	47.929	47.929	47.929	0	44.73	44.73											
VL3	d_{min}	0	11.752	11.752	0	11.752	11.752	0	11.75	11.75	11.75	0	11.75	11.75											
	d_{moy}	7.16	12.71	20.26	6.86	12.7	19.93	0	12.58	12.58	12.58	0	12.23	12.23											
	d_{max}	17.82	31.097	46.712	16.42	31.097	46.712	0	27.478	27.478	27.478	0	18.48	18.48											
VL4	d_{min}	8.26	9.68	17.944	18.264	9.68	17.94	0	9.68	9.68	9.68	0	9.68	9.68											
	d_{moy}	12.4	11.02	23.43	0	7.16	7.16	0	9.75	9.75	9.75	0	9.69	9.69											
	d_{max}	20.408	26.64	42.288	16.799	26.64	38.62	0	15.36	15.36	15.36	0	10.216	10.216											
VL5	d_{min}	0	7.16	7.16	0	7.16	7.16	0	7.168	7.168	7.168	0	7.16	7.16											
	d_{moy}	7.024	10.45	17.705	6.87	10.47	17.612	0	7.77	7.77	7.77	0	7.77	7.77											
	d_{max}	21.32	35.42	53.3	19	35.42	53.3	0	10.288	10.288	10.288	0	10.28	10.28											
VL6	d_{min}	2.58	9.68	12.26	2.58	9.68	12.264	0	9.68	9.68	9.68	0	9.68	9.68											
	d_{moy}	9.61	11.66	21.27	9.45	11.66	21.12	0	10.2	10.2	10.2	0	10.159	10.159											
	d_{max}	23.91	34.22	50.032	21.59	34.22	48.424	0	16.6	16.6	16.6	0	17.304	17.304											
VL7	d_{min}	12.68	24.04	36.72	12.688	24.04	36.72	0	24.04	24.04	24.04	0	24.04	24.04											
	d_{moy}	16.83	27.98	44.81	15.65	28.15	43.81	0	24.12	24.12	24.12	0	24.04	24.04											
	d_{max}	24.83	51.23	72.016	21.22	51.23	72.01	0	28.6	28.6	28.6	0	24.04	24.04											
VL8	d_{min}	11.76	7.144	18.912	11.768	7.144	18.91	0	7.14	7.14	7.14	0	7.14	7.14											
	d_{moy}	20.14	11.04	31.18	19.54	11.05	30.59	0	7.33	7.33	7.33	0	7.15	7.15											
	d_{max}	31.51	30.46	54.63	27.9	30.46	54.63	0	12.07	12.07	12.07	0	7.83	7.83											

TABLEAU 3.5 Délai minimum(d_{min}), moyen(d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un flux vidéo XGA et 8 VLs mesuré à la source, de traversée du réseau et de bout-en-bout en considérant une politique SPQ au niveau des commutateurs.

3.5.3 Analyse pire cas du délai de bout-en-bout

Pour la configuration de réseau établie dans le scénario de simulation, une analyse pire cas avec Network Calculus est effectuée à l'aide d'un outil C++ développé par *A. Soni et al.* [133]. Cette analyse est réalisée pour les différentes politiques de service discutées auparavant : FIFO, SPQ et ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'*end system* avec SPQ au niveau des commutateurs.

Le Tableau 3.6 donne le délai de bout-en-bout dans le pire cas pour un VL (VL1) et le flux vidéo qui traversent le même chemin. D'abord, la configuration AFDX A350 de base est considérée sans transmission vidéo. La borne sur le délai de bout-en-bout est calculée pour le VL en considérant l'ordonnancement par FIFO et *time-triggered* au niveau de l'*end system* avec SPQ au niveau des commutateurs.

Configuration A350 de base (seulement VLs)		
Ordonnancement	Délai de bout-en-bout (μs)	
FIFO	1279.79	
<i>time-triggered</i>	519.284	
Configuration A350 vidéo		
Ordonnancement	Délai de bout-en-bout (μs)	
	VL	Vidéo
FIFO	2204.21	2204.21
SPQ	1328.43	2928.65
<i>time-triggered</i>	598.961	603.409

TABLEAU 3.6 Borne sur le délai de bout-en-bout en pire cas pour un VL et un flux vidéo qui traversent le même chemin.

Pour la configuration de base, la borne sur le délai de bout-en-bout en pire cas est plus élevée si une file FIFO est considérée au niveau de l'*end system* que dans le cas d'une table d'ordonnancement. Cette borne est réduite par l'ordonnancement *time-triggered* car des décalages sont introduits entre les VLs au niveau de la source qui séparent les arrivées des trames au niveau des commutateurs.

Le deuxième cas d'analyse considère la transmission d'un flux vidéo de résolution XGA sur la configuration A350. Les trois politiques de services (FIFO, SPQ et *time-triggered*) sont comparées dans le *end system*. La borne sur le délai de bout-en-bout la plus élevée est déterminée par la politique FIFO tant pour le VL que pour le flux vidéo. SPQ permet l'introduction des 2 niveaux de priorité ce qui réduit la borne. Cette borne est encore plus réduite par l'application de l'ordonnancement *time-triggered* à l'*end system*. Le délai de bout-en-bout du VL avec ce scénario est très peu varié par rapport au scénario

précèdent de la configuration de base. Par conséquent, l'analyse pire cas des VLs est toujours applicable si des flux vidéo additionnels sont introduits dans le réseau AFDX.

L'ordonnancement *time-triggered* se montre aussi prometteur après l'analyse pire cas que dans le cas des simulations et est retenu comme solution d'ordonnancement à l'*end system* avec SPQ au niveau des ports de sortie des commutateurs.

3.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous nous sommes intéressés aux différentes politiques de service au niveau de l'*end system* et du commutateur et dans quelle mesure elles influencent la gigue et le délai de bout-en-bout des flux avioniques temps-réel critique, ainsi que le retard à l'émission et le délai de bout-en-bout des flux vidéo. Pour évaluer cet impact, nous avons utilisé l'approche de simulation et une analyse pire cas.

Les résultats de la simulation montrent que l'application des politiques *event-triggered* produit des variations du délai source des flux avioniques qui peuvent conduire à une gigue importante en sortie de l'*end system* quand un grand nombre de flux est émis par l'*end system*. En revanche, une gigue nulle peut être obtenue avec un ordonnancement *time-triggered* de type table d'ordonnancement. Le délai de bout-en-bout de ces flux peut être limité par l'utilisation de la politique SPQ à 2 niveaux de priorité, considérant les flux avioniques plus prioritaires.

En ce qui concerne les flux vidéo, le délai de bout-en-bout peut connaître plus de variations avec SPQ au niveau des commutateurs à cause de leur priorité basse dans le réseau. Ces variations peuvent être limitées si un ordonnancement *time-triggered* bien choisi est appliqué au niveau de l'*end system*.

D'après ces résultats, nous avons choisi d'étudier en profondeur l'ordonnancement *time-triggered* de type table d'ordonnancement au niveau de l'*end system* combiné à la politique SPQ à 2 niveaux de priorité dans la suite de cette thèse. L'analyse pire cas nous a mené vers les mêmes conclusions. En plus, cette analyse nous a prouvé que la transmission des flux vidéo additionnels dans le réseau AFDX ne modifie pas les bornes sur le délai de bout-en-bout des VLs requis pour la certification.

Dans la suite de cette thèse, nous jugeons nécessaire d'étudier plus en détail l'impact de la table d'ordonnancement sur les contraintes de délai des flux avioniques et vidéo. Plusieurs questions nous viennent à l'esprit suite aux observations issues de la simulation :

- Comment construire la table d'ordonnancement pour assurer la gigue nulle des flux avioniques en sortie de l'*end system* ?
- Comment construire cette table d'ordonnancement pour réduire le retard maximal à

l'émission des flux vidéo et donc, pour limiter la variation du délai de bout-en-bout de ces flux, tout en assurant la gigue nulle des flux avioniques ?

Nous allons chercher la réponse à ces questions dans les chapitres suivants.

ORDONNANCEMENT DES FLUX AVIONIQUES TEMPS-RÉEL CRITIQUES AU NIVEAU DE L'ÉMETTEUR

La table d'ordonnancement est une méthode *time-triggered* utilisée pour décider de la date de transmission des trames au niveau des *end systems*. Cette table statique est chargée au démarrage de l'*end system* et est appliquée de façon cyclique durant l'exécution du système.

Dans le chapitre précédent, nous avons vu que la table d'ordonnancement permet de réduire la gigue des flux avioniques à la sortie de l'*end system*. Elle a un effet bénéfique sur le délai de traversée du réseau car elle peut introduire des décalages entre les flux et diminuer la congestion au niveau des ports de sortie des commutateurs. La table permet aussi de réduire la variation du délai de bout-en-bout des flux vidéo conduisant à une transmission vidéo fluide.

Dans ce chapitre, notre objectif est d'étudier plus en détail la construction d'une table d'ordonnancement pour le transport des flux avioniques. Le principe est simple : attribuer des slots de temps aux différents flux issus de l'*end system*. La question qui se pose est : comment répartir les slots dans la table pour assurer les contraintes de gigue et de retard des flux avioniques ? Dans ce chapitre, nous proposons quelques méthodes de réservation de slots pour ces flux, en tenant compte de leur périodicité et de leurs contraintes. Ces méthodes sont évaluées par simulation. Nous étudions d'une part l'effet d'une allocation sur la gigue en sortie de l'*end system* et d'autre part sur le délai réseau.

Les flux avioniques sont soit strictement périodiques au BAG, soit sporadiques avec un intervalle inter-trame supérieur au BAG. En fonction de leur intervalle inter-trame,

l'allocation des slots aux flux avioniques dans la table d'ordonnancement peut avoir un impact sur leur retard à l'émission. En plus de la gigue, nous mesurons également le retard à l'émission des flux avioniques pour chaque allocation proposée.

4.1 Table d'ordonnancement

La table d'ordonnancement est une politique d'ordonnancement *time-triggered* qui permet de décider de l'ordre de transmission des trames de différents flux au niveau de l'*end system*.

La table d'ordonnancement utilise le principe du TDMA qui permet à chaque flux émis par l'*end system* de transmettre son trafic pendant un intervalle de temps prédéfini. Cet intervalle porte le nom de *slot* et est caractérisé par une durée D_s . La quantité de données qui peut être transmise sur la durée d'un slot dépend du débit. Un flux peut recevoir plusieurs slots en fonction de ses demandes d'émission. Les trames sont stockées dans une file d'attente jusqu'au début du prochain slot.

L'architecture AFDX considérée dans cette étude utilise un débit de 1 Gbps. La longueur maximale d'une trame pouvant être transmise sans interruption est de 1518 octets. Ainsi, la durée minimale d'un slot à prendre en compte dans la conception de la table d'ordonnancement est de $12.144 \mu\text{s}$.

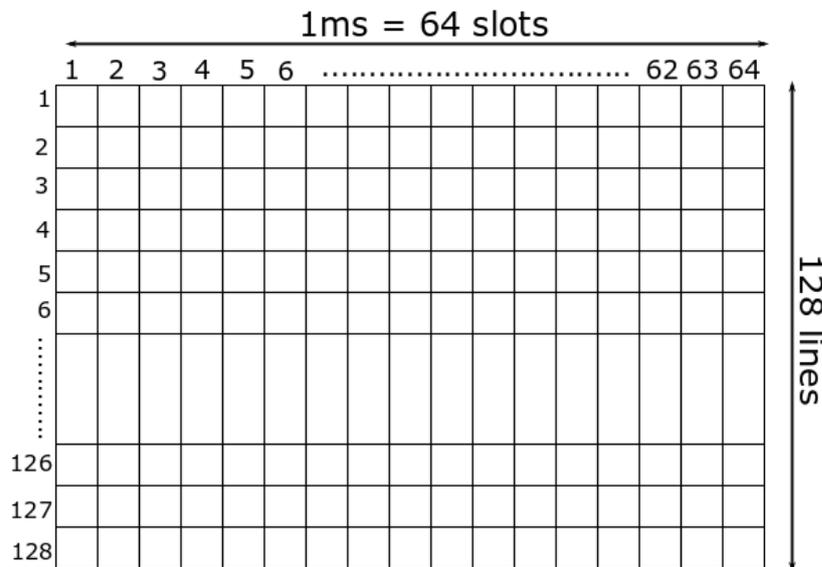


FIGURE 4.1 Table d'ordonnancement

L'exécution de la table peut se faire de manière cyclique car les VLs sont périodiques. Il est donc suffisant d'établir l'ordre de transmission des flux pour la durée de l'hyper-période des VLs. De manière générale, l'hyper-période est calculée comme le plus petit commun multiple des périodes des flux en question. La période d'un VL peut être caractérisée par son BAG, de valeur maximale 128 ms. Comme toutes les valeurs de BAG sont harmoniques, considérer une hyper-période de 128 ms permet d'englober tous les cas. Ainsi, la table d'ordonnement a une durée de 128 ms. Nous représentons cette table comme une matrice bidimensionnelle avec des slots répartis sur 128 lignes \times 64 colonnes (cf. Figure 4.1). Chaque ligne de la table a une durée de 1 ms et peut être divisée en 64 slots de durée $D_s = 15.625 \mu s$ chacun. La durée du slot a été choisie pour garantir d'une part la durée minimale de slot nécessaire à la transmission d'une trame AFDX de longueur maximale et d'autre part pour avoir un nombre de slots qui soit une puissance de 2.

Pour cette configuration de table, il est important maintenant de décider comment attribuer les slots aux flux avioniques en fonction de leurs caractéristiques : période d'émission, exigences de gigue et de retard à la sortie de l'*end system*. Nous présentons différentes solutions dans les paragraphes suivants.

4.2 Réserve au BAG

Le principal critère de construction de la table d'ordonnement impose de respecter la contrainte de gigue bornée des VLs à la sortie de l'*end system*. Une première solution consiste à réserver des slots pour avoir une gigue nulle pour chaque VL.

Pour cela, il faut que l'intervalle entre les dates de transmission de trames consécutives soit égal à la durée de BAG du VL. Chaque ligne de la table d'ordonnement a une durée de 1 ms. Établir la date de transmission d'un flux avionique à chaque BAG de son VL revient à séparer les slots assignés au VL par un nombre entier de lignes égal au BAG. De cette manière, les slots attribués au même VL se retrouvent sur la même colonne. Cette répartition des slots aux VLs est appelée par la suite *réserve au BAG*.

En plus de la gigue, nous nous intéressons au retard maximal à l'émission des flux avioniques. Le retard à l'émission d'une trame avionique est défini comme le temps d'attente entre la date d'entrée de la trame dans la file d'attente et la date du slot où cette trame est effectivement émise. Le retard maximal à l'émission est calculé sur la totalité des trames du flux (cf. équation (4.1)).

$$\delta_{max}^a = \max_{i \in [1..N_a]} (x_i - d_i) \quad (4.1)$$

Où N_a représente le nombre de trames avioniques effectuant une demande d'émission sur la durée de la table d'ordonnancement.

Les applications avioniques ne sont pas synchronisées avec la table d'ordonnancement. Par conséquent, la première demande d'émission d'un flux avioniques a est décalée par rapport au début de la table. Ce décalage est appelé *offset* du flux, étant noté par θ_a comme illustré dans la Figure 4.2. Nous considérons que cet *offset* est inférieur à la valeur maximale de BAG de 128 ms ($0 < \theta_a < 128ms$).

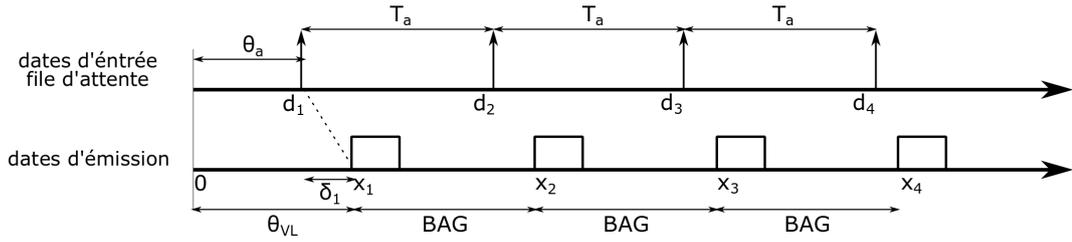


FIGURE 4.2 Retard à l'émission d'un flux avionique périodique

La réservation des slots pour un VL peut ne pas commencer au début de la table d'ordonnancement. Si plusieurs VLs doivent émettre, ils ne peuvent pas recevoir le même slot. La durée entre le début de la table et la date du premier slot réservé à un VL est appelé *offset* du VL et est noté par θ_{VL} (cf. Figure 4.2). Nous considérons que cet *offset* est inférieur au BAG du VL ($0 < \theta_{VL} < BAG$). Les slots suivants réservés au VL sont séparés par un intervalle égal au BAG.

Le retard maximal à l'émission exprimé de manière générale par l'équation (4.1) peut être formulé par l'équation (4.2) pour considérer les *offsets* et les intervalles inter-trame et inter-slot de la Figure 4.2.

$$\delta_{max}^a = \max_{i \in [1..N_a]} \min_{j \in [1..N_{s_a}]} (\theta_{VL} + (j - 1) \times BAG - \theta_a - (i - 1) \times T_a) \quad (4.2)$$

Où N_{s_a} représente le nombre de slots réservés au VL sur la durée de la table d'ordonnancement. x_i dépend de l'*offset* du VL et du BAG, alors que d_i dépend de l'*offset* du flux avionique et de sa période réelle d'émission, T_a .

Dans cette étude, nous considérons deux types de flux avioniques : ceux avec période d'émission égale au BAG ($T = BAG$) et ceux avec une période d'émission supérieure strictement au BAG ($T > BAG$). En effet, un nombre important de flux n'utilisent pas toute la bande passante réservée pour le VL, et émettent ainsi des trames avec une période supérieure au BAG. Le retard maximum à l'émission dépend de la périodicité réelle des

flux avioniques. Nous présentons donc l'impact d'une réserveation au BAG sur ces deux types de flux avioniques.

4.2.1 Réserveation au BAG pour des VLs transportant des flux avioniques avec $T = BAG$

La Figure 4.3 représente un exemple de table d'ordonnancement avec une réserveation au BAG des VLs. Les flux avioniques sont émis à une période égale à la durée de BAG des VLs. Dans cet exemple, les VLs {VL1, VL2, VL3, VL4, VL5} sont répartis à des intervalles de {1, 2, 64, 4, 128} ms correspondant à leur valeur de BAG. L'attribution des slots peut se faire comme suit : VL1 avec un BAG de 1 ms peut obtenir des slots dans la colonne 1 sur toutes les lignes ; VL2 reçoit des slots sur la colonne 2 toutes les 2 lignes ; VL3 avec un BAG de 64 ms est attribué aux lignes 1 et 65 sur la colonne 3 ; VL4 se place dans les slots de la colonne 4 sur les lignes 1, 5, 9, ..., 125 ; VL5 peut recevoir seulement un slot dans la colonne 5 car il a la valeur maximale de BAG.

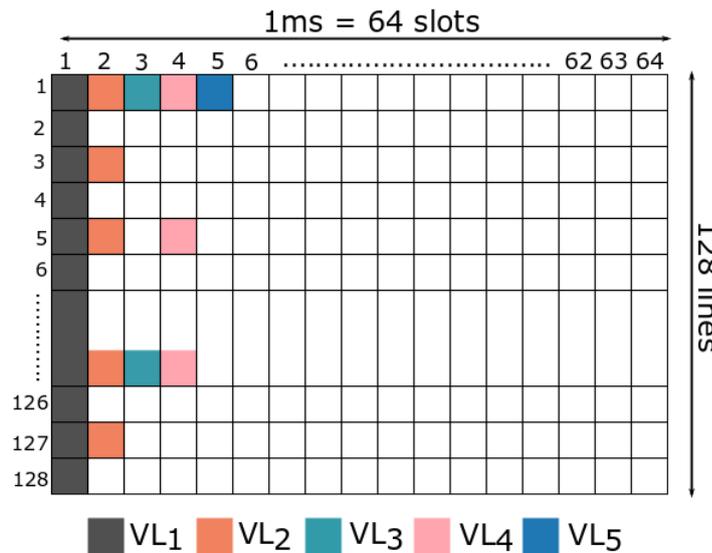


FIGURE 4.3 Réserveation au BAG pour 5 VLs

L'ordonnancement par réserveation au BAG garantit que les trames d'un VL quittent l'*end system* à des dates multiples de son BAG, ce qui supprime la gigue du VL à l'émission : la durée entre deux transmissions consécutives d'un VL n'est donc jamais inférieure au BAG. Ainsi, chaque VL reçoit des slots sur une colonne de la table.

Le retard maximal à l'émission des flux avioniques de période $T = BAG$ peut être déterminé par l'équation (4.3) à partir de l'équation (4.2).

$$\delta_{max}^a = \max_{i \in [1..N_a]} \min_{j \in [1..N_{sa}]} (\theta_{VL} - \theta_a + (j - i) \times BAG) \tag{4.3}$$

Si les flux avioniques sont synchronisés avec le début de la table, le retard maximum à l'émission de chaque flux devient $\delta_{max}^a = \theta_{VL}$.

4.2.2 Réserveation au BAG pour des VLs transportant des flux avioniques avec $T > BAG$

Nous considérons maintenant le cas d'un *end system* émettant 8 flux avioniques de période $T > BAG$. La période de ces flux est donnée par l'ensemble {20, 56, 12, 36, 7, 96, 40, 144} ms pour les flux {VL1, VL2, VL3, ..., VL8}, respectivement. Ces flux sont transportés par des VLs de BAG {16, 32, 8, 32, 4, 64, 32, 128} ms. Les dates de transmission de ces flux ont été établies par une réserveation au BAG de la table d'ordonnancement telle que celle illustrée dans la Figure 4.4. Des slots sont réservés pour les 8 VLs dans les 8 premières colonnes de la table.

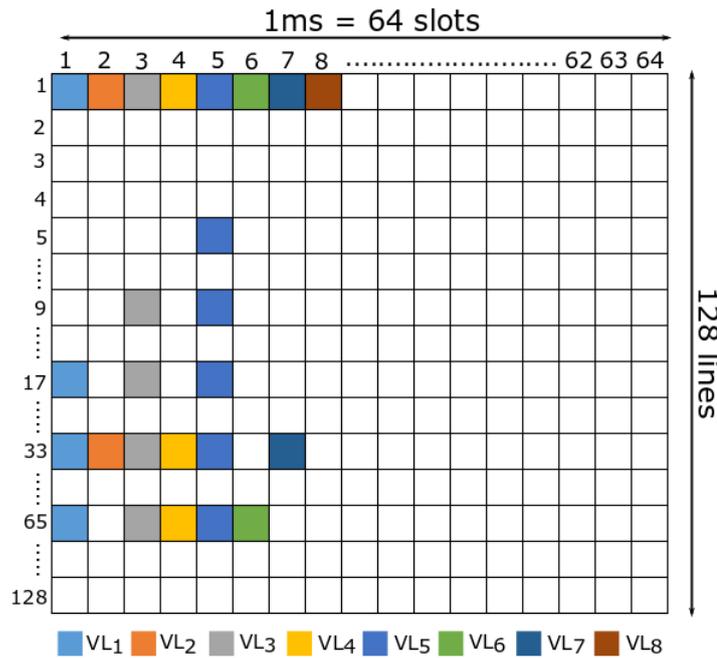


FIGURE 4.4 Réserveation au BAG pour 8 VLs avec la durée de BAG dans l'ensemble {16, 32, 8, 32, 4, 64, 32, 128} ms

Comme la période d'émission des flux avioniques est supérieure à la durée de BAG des VLs, dans certains cas, des trames avioniques sont émises après leur slot réservé au

BAG. Par conséquent, ces trames doivent attendre la date du prochain slot et subissent un possible retard à l'émission. La Figure 4.5 donne l'évolution du retard à l'émission des trames avioniques émises par les 8 flux avioniques de notre exemple. D'après cette figure, le retard maximal à l'émission dépend du nombre de lignes que le flux doit attendre avant de recevoir un slot. Dans la plupart des cas, ce retard s'approche de la valeur du BAG du VL. Plus les VLs ont des durées de BAG grandes, plus le retard à l'émission peut être élevé. Dans notre exemple, le flux avionique de période $T = 144$ ms transmis sur le VL8 avec un BAG de 128 ms, connaît un retard autour de 112 ms. Nous précisons que dans cet exemple, l'*offset* des VLs n'est pas considéré car il est de l'ordre de quelques dizaines de microsecondes et négligeable par rapport au retard à l'émission des flux. Nous considérons des demandes d'émission des flux synchronisées avec le début de la table.

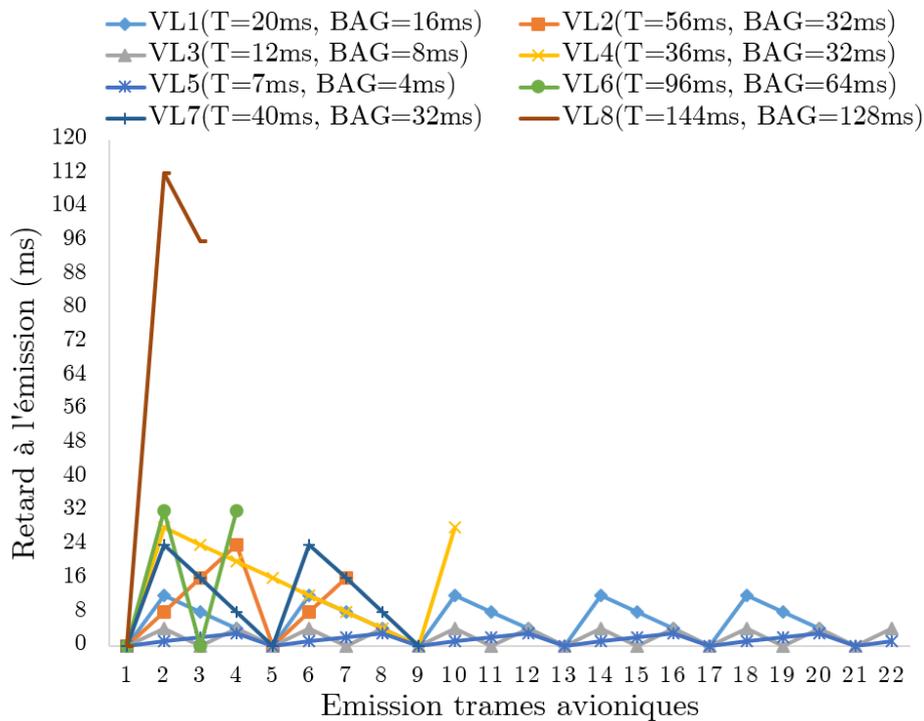


FIGURE 4.5 Retard à l'émission des trames émises par les flux avioniques avec $T > BAG$

A partir de ces observations sur le retard à l'émission en plus de sa formulation mathématique de l'équation (4.2), nous pouvons déduire que le retard à l'émission est fortement lié à la période du flux et la durée de BAG du VL.

Pour réduire ce retard, il est possible d'adapter la réservation des slots dans la table à des intervalles inférieures à la durée de BAG du VL. Cela revient à réserver des slots plus

souvent dans la table d'ordonnancement pour offrir plus d'opportunités de transmission aux flux avioniques. Il est important de préciser que cette augmentation du nombre de slots réservés aux flux avioniques ne réduit pas l'intervalle minimal entre les trames avioniques car cet intervalle est garanti par le régulateur de trafic. Les trames arrivent au niveau de la table d'ordonnancement séparées par cet intervalle et pourront être émises dans le premier slot disponible qui leur est réservé. Réserver des slots plus souvent ne fera que réduire le temps d'attente d'un slot dédié et en conséquence rendre le système plus réactif.

Dans la section suivante, nous proposons une méthode d'allocation de slots qui offre une sur-réservation pour les flux avioniques de période $T > BAG$.

4.3 Sur-réservation des slots sur colonne pour des flux avioniques de période $T > BAG$

Dans le cas d'un flux avionique de période d'émission supérieure à la durée du BAG, il est possible d'utiliser la réservation au BAG, mais cette réservation est minimale et produit un retard à l'émission assez important pour une partie des trames des flux avioniques. Le même effet de la réservation au BAG est obtenu dans le cas des flux avioniques qui ne demandent pas d'émettre au début de la table. Une solution pour réduire ce retard consiste à sur-réserver des slots dans la table d'ordonnancement à un intervalle inférieur à la durée du BAG.

Dans la suite, nous nous intéressons à l'impact de la sur-réservation sur le retard maximum à l'émission des flux avioniques, que nous illustrons sur deux méthodes de sur-réservation : sur-réservation harmonique et sur-réservation par colonne. Les deux méthodes permettent de réserver des slots pour un VL sur une même colonne.

4.3.1 Sur-réservation harmonique

L'effet de la sur-réservation est illustré dans les Figures 4.6 et 4.7. Dans ces figures, nous considérons deux exemples d'émission de flux avioniques de période supérieure au BAG. Nous illustrons d'abord, leur retard à l'émission avec une réservation au BAG dans la Figure 4.6 et ensuite, avec une sur-réservation dans la Figure 4.7.

La partie supérieure de la Figure 4.6 représente l'émission d'un flux avionique de période $T=5$ ms. Ce flux est transmis par un VL avec une durée de BAG de 4 ms. Son retard maximum à l'émission est de 3 ms avec une réservation au BAG. Le même retard maximum à l'émission est retrouvé pour un flux de période $T=7$ ms avec la même

4.3 Sur-réserve des slots sur colonne pour des flux avioniques de période $T > BAG$

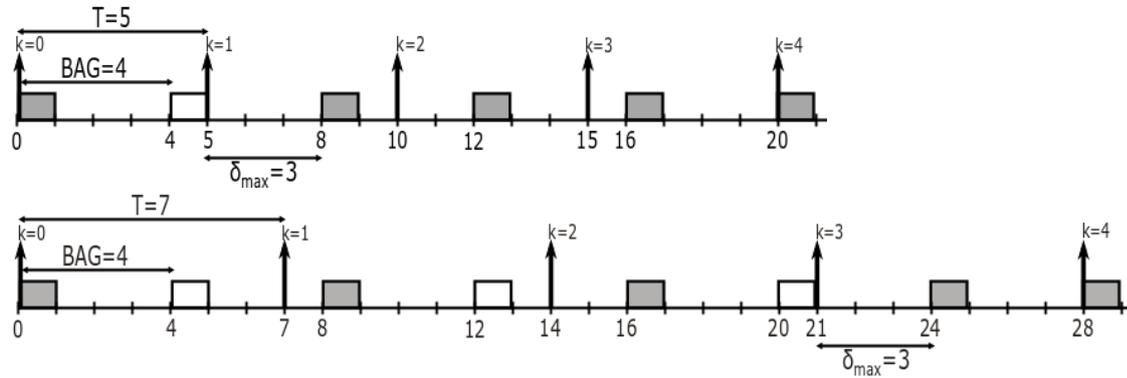


FIGURE 4.6 Illustration du retard à l'émission pour des flux avioniques de période $T > BAG$ avec réservation au BAG

réserve au BAG. L'*offset* du VL est supposé égal à 0. Les demandes d'émission du flux avioniques sont synchronisées avec le début de l'ordonnancement résultant à un *offset* du flux également nul.

L'exemple de la Figure 4.7 considère l'émission des mêmes flux de la Figure 4.6 pour lequel l'intervalle de réservation des slots est réduit à 2 ms. Dans ce cas, le retard à l'émission des flux avioniques est réduit à 1 ms. La réservation au BAG produit un retard maximum de 3 ms.

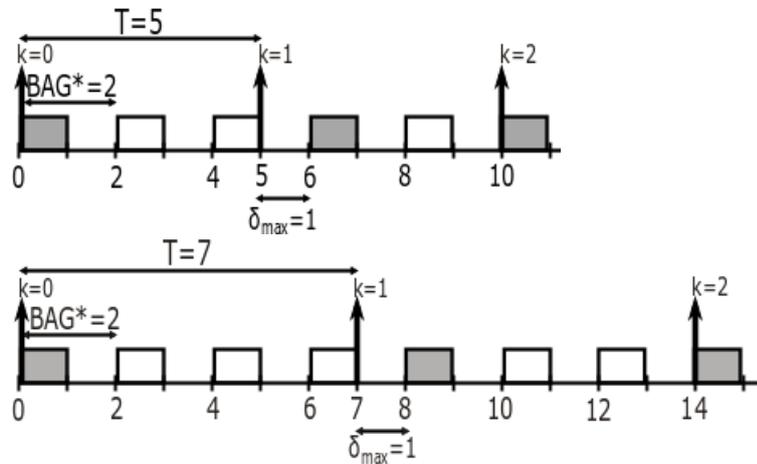


FIGURE 4.7 Illustration du retard à l'émission pour des flux avioniques de période $T > BAG$ avec sur-réserve

La formule mathématique du retard à l'émission peut être adaptée pour considérer un intervalle de réservation de slots réduit par rapport à la durée de BAG initiale. Soit $BAG^* = \frac{BAG}{r}$, le nouvel intervalle de réservation de slots. r est défini comme le facteur

de redondance et donne le nombre de slots qui peuvent être réservés sur la durée du BAG. Pour ce nouvel intervalle de réservation, il est nécessaire de reformuler le retard maximum à l'émission d'un flux avionique. Cette formulation est donnée par l'équation (4.4).

$$\delta_{max}^a = \max_{i \in [1..N_a]} \min_{j \in [1..N_{s_a}]} (\theta_{VL} + (j - 1) \times \frac{BAG}{r} - \theta_a - (i - 1) \times T_a) \quad (4.4)$$

La réduction de l'intervalle entre slots par le facteur de redondance sera appelée *réservation harmonique* au BAG.

Remarque 1 *La réservation harmonique peut produire un effet positif sur le retard à l'émission des flux avioniques, mais en même temps multiplie le nombre de slots réservés dans la table d'ordonnancement par le facteur de redondance. Si la table est destinée seulement à l'ordonnancement des VLs, la sur-réservation n'a pas d'impact sur l'utilisation de la bande passante. En revanche, si la bande passante est partagée avec d'autres types de flux, les flux additionnels peuvent être pénalisés par la sur-réservation car le nombre de slots restant disponibles est diminué. Dans ce cas, un compromis doit être trouvé entre la réduction du retard à l'émission des flux avioniques et la bande passante offerte aux flux additionnels. Nous montrons qu'en pratique, le trafic avionique est réduit en volume, et qu'une telle sur-réservation présente donc un impact limité sur la bande passante consommée.*

Un cas particulier de la réservation harmonique est l'application d'un facteur de redondance $r = BAG$ qui mène à la réservation des slots d'une colonne entière de la table pour chaque VL. Cette méthode de réservation est discutée dans le paragraphe suivant.

4.3.2 Cas particulier : Sur-réservation par colonne ($r = BAG$)

Une sur-réservation par colonne consiste à réserver des slots d'une colonne entière pour chaque VL. Cela revient à réduire l'intervalle de réservation à 1ms pour donner aux VLs plus d'opportunités de transmission. La partie inférieure de la figure 4.8 présente l'avantage de cette sur-réservation : le retard à l'émission des trames du VL diminue considérablement avec la réduction de l'intervalle entre les slots alloués. Même si des slots sont mis à disposition des VLs plus souvent, il est important de rappeler que les dates d'arrivée des trames au niveau de la table d'ordonnancement sont décidées par le régulateur qui impose le BAG pour durée minimale inter-trames.

Réserver une colonne entière pour un VL peut se traduire évidemment par une utilisation excessive des ressources. Mais tant que le nombre de VLs émis par un *end system* ne dépasse pas le nombre de colonnes de la table, cette solution est envisageable. Dans une

4.3 Sur-réserve des slots sur colonne pour des flux avioniques de période $T > BA$

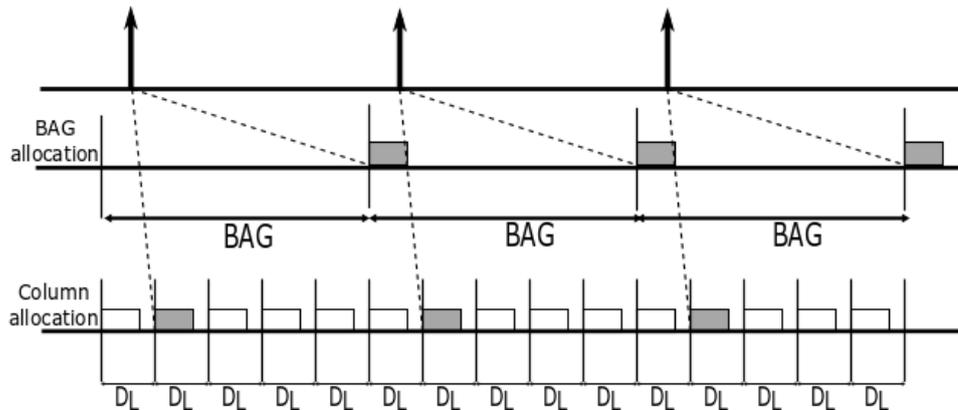


FIGURE 4.8 Allouer une colonne pour un VL permet à toutes les trames d'utiliser un slot chaque ligne (D_L). Dans notre implantation de table, la durée de la ligne est à 1ms.

configuration AFDX industrielle, le nombre de VLs par *end system* est limité à seulement une ou deux dizaines qui n'occuperont qu'une petite partie des colonnes de la table.

La Figure 4.9 présente un exemple de sur-réserve par colonne où 5 colonnes entières de la table sont attribuées aux 5 VLs émis par l'*end system*. Les slots de chaque colonne sont réservés exclusivement à un seul VL.

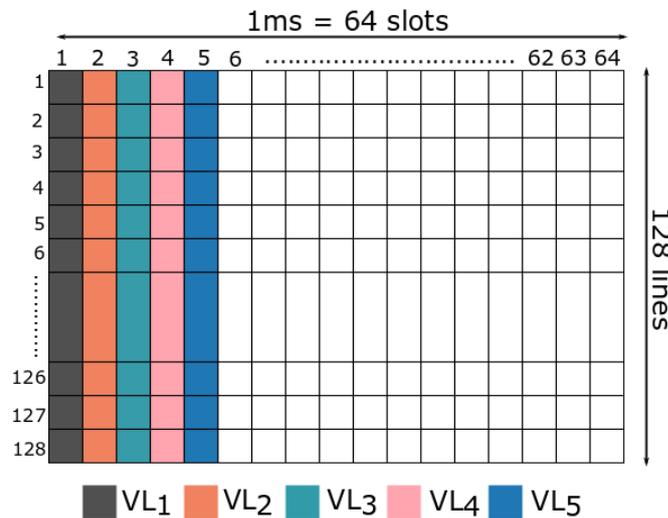


FIGURE 4.9 Sur-réserve par colonne pour 5 VLs.

Une comparaison par simulation des différentes méthodes de réservation proposées est présentée dans la section suivante.

4.4 Effet de la réservation de la table sur le délai de bout-en-bout

Dans cette section, notre objectif est de déterminer comment la méthode de réservation des slots dans la table influence la distribution du délai de bout-en-bout des flux avioniques. Cette distribution sera évaluée en moyenne par simulation.

4.4.1 Définition du scénario de simulation

Les hypothèses de simulation sont celles définies dans la section 3.5.1. Le scénario de simulation considère un *end system* émettant 8 VLs. La durée de BAG et la période des flux avioniques transmis par ces VLs sont données dans le Tableau 4.1. La transmission vidéo n'est pas considérée dans ce scénario.

VL	1	2	3	4	5	6	7	8
Longueur de trame	131	579	323	115	323	115	835	131
BAG(ms)	16	16	8	32	4	4	32	16
T (ms)	20	24	12	36	5	7	56	28

TABLEAU 4.1 Caractéristiques des VLs de l'*end system* d'analyse

Au niveau de l'*end system*, la table d'ordonnancement est configurée avec les différentes méthodes de réservation de slot discutées auparavant. Dans ces simulations, nous considérons que la table d'ordonnancement est synchronisée avec le démarrage d'émission des flux. Les *offsets* des flux avioniques sont donc nuls.

4.4.2 Distribution du délai pour des flux avioniques de période $T = BAG$

Dans un premier temps, nous considérons que les flux avioniques émettent des trames à une période égale à la durée du BAG des VLs. Pour la transmission de ces trames, l'*end system* utilise une table d'ordonnancement qui décide de l'ordre de transmission par une réservation au BAG.

Le Tableau 4.2 présente des statistiques (délai minimum, maximum et moyen) sur le délai source, délai de traversée du réseau et délai de bout-en-bout pour chacun des 8 VLs de l'*end system* analysé. Les statistiques du délai source sont les mêmes pour chaque VL parmi les 8 VLs. Les valeurs des *offsets* des VLs vont de 0 à 109.375 μ s. L'ordre d'attribution de colonnes dans la table à été réalisé par ordre croissant des durées de BAG. Ainsi les VLs 5 et 6 (de durée de BAG égale à 4 ms) reçoivent la première et deuxième

Flux		Réservation au BAG			
		Délai (μs)			
		Offset	Source	Réseau	E2E
VL5	d_{min}	0	0	7.16	7.16
	d_{moy}		0	7.54	7.54
	d_{max}		0	10.288	10.288
VL6	d_{min}	15.625	0	9.68	25.305
	d_{moy}		0	10.159	25.784
	d_{max}		0	17.304	32.929
VL3	d_{min}	31.25	0	11.75	43
	d_{moy}		0	12.17	43.42
	d_{max}		0	18.48	49.73
VL1	d_{min}	46.875	0	10.192	57.067
	d_{moy}		0	10.809	57.684
	d_{max}		0	17.816	64.691
VL2	d_{min}	62.5	0	24.52	87.02
	d_{moy}		0	24.57	87.07
	d_{max}		0	26.62	89.12
VL8	d_{min}	78.125	0	7.14	85.265
	d_{moy}		0	7.15	85.275
	d_{max}		0	7.83	85.955
VL4	d_{min}	93.75	0	9.68	103.43
	d_{moy}		0	9.69	103.44
	d_{max}		0	10.21	103.96
VL7	d_{min}	109.375	0	24.04	133.415
	d_{moy}		0	24.04	133.415
	d_{max}		0	24.04	133.415

TABLEAU 4.2 Délais minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un ensemble de 8 VLs émis par un *end system* appliquant une table d'ordonnancement avec réservation au BAG. Les flux avioniques transmis par ces VLs ont une période égale au BAG.

colonne (*offset* 0 et 15.625). Ces *offsets* sont constants sur toute la durée de la table d'ordonnancement, ce qui détermine un délai source nul et donc, une gigue nulle, pour tous les VLs. Au niveau des commutateurs, les trames avioniques peuvent subir un retard dans les files d'attente. Ce délai correspond à la différence entre le délai maximum et le délai minimum (délai dû à la traversée des liens) et dans la plupart des cas est de l'ordre de quelques microsecondes. En ce qui concerne le délai de bout-en-bout, il est composé de la somme de l'*offset*, du délai source et du délai de traversée du réseau.

Flux	Réserveation au BAG			Réserveation harmonique $r = 2$			Réserveation par colonne		
	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E
VL1	d_{min}	0	10.192	10.192	0	10.192	0	10.192	10.192
	d_{moy}	5861.675	12.29	5873.975	1924.364	12.33	1936.695	0	11.48
	d_{max}	12000	31.34	12031.33	4000	31.34	4031.34	0	22.608
VL2	d_{min}	0	24.52	24.52	0	24.52	0	24.52	24.52
	d_{moy}	3807.5	25.81	3833.64	0	25.97	25.97	0	25.6
	d_{max}	8000	43.6	8043.6	0	43.607	43.607	0	37.31
VL3	d_{min}	0	11.75	11.75	0	11.75	0	11.75	11.75
	d_{moy}	1956.18	12.5	1965.88	0	12.58	12.58	0	12.4
	d_{max}	4000	27.47	4027.48	0	27.47	27.47	0	24.694
VL4	d_{min}	0	9.68	9.68	0	9.68	0	9.68	9.68
	d_{moy}	13232.48	9.7	13242.21	5767.03	9.79	5776.818	0	9.87
	d_{max}	28000	15.36	28015.36	12000	15.36	12015.36	0	19.68
VL5	d_{min}	0	7.16	7.16	0	7.16	0	7.16	7.16
	d_{moy}	1491.5	7.54	1497.8	495.36	7.53	502.39	0	7.16
	d_{max}	3000	10.28	3010.29	1000	10.28	1010.29	0	7.16
VL6	d_{min}	0	9.68	9.68	0	9.68	0	9.68	9.68
	d_{moy}	1466.255	10.2	1476.465	493.063	10.28	503.345	0	9.69
	d_{max}	3000	16.6	3016.6	1000	18.89	1018.89	0	13.18
VL7	d_{min}	0	24.04	24.04	0	24.04	0	24.04	24.04
	d_{moy}	9634.835	24.11	9658.945	3594.01	24.21	3616.855	0	24.5
	d_{max}	24000	28.608	24028.608	8000	28.608	8028.608	0	35.032
VL8	d_{min}	0	7.14	7.14	0	7.14	0	7.14	7.14
	d_{moy}	5485.025	7.34	5459.906	1919.585	7.4	1920.135	0	7.23
	d_{max}	12000	12.077	12012.077	4000	12.07	4012.07	0	10.48

TABLEAU 4.3 Délais minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour un ensemble de 8 VLs. L'end system source utilise une table d'ordonnancement avec une *i*) réservation au BAG, *ii*) réservation harmonique $r = 2$ et *iii*) sur-réservation par colonne. Les flux avioniques transmises par ces VLs ont une période supérieure au BAG. Les *offsets* des VLs dans la table d'ordonnancement sont constants et les mêmes que dans le scénario précédent.

4.4.3 Distribution du délai pour des flux avioniques de période $T > BAG$

Le deuxième scénario de simulation considère que les flux avioniques sont émis à une période supérieure à la durée de BAG des 8 VLs. Les valeurs des périodes sont celles du Tableau 4.1. La distribution du délai est donnée pour trois types de réservations de table : réservation au BAG, harmonique de facteur $r = 2$ et sur-réservation par colonne.

La réservation au BAG est la première réservation considérée dans la simulation pour des flux de période $T > BAG$. Si dans le cas des flux de période égale au BAG, nous avons vu que le délai source était donné par la valeur de l'*offset* du VL dans la table d'ordonnancement, ce délai est considérablement plus élevé pour les flux avioniques de période $T > BAG$ et arrive à quelques dizaines de millisecondes pour les mêmes *offsets* des VLs. Le délai source le plus important d'environ 28 ms est visible pour le VL4. Le délai de traversée du réseau est le même que dans le cas précédent. Par contre, le délai de bout-en-bout est dominé par le délai source.

Dans le cas d'une réservation harmonique, une légère amélioration se produit au niveau du délai source et du délai de bout-en-bout. Le délai source le plus important est associé toujours au VL4, mais est réduit à environ 12 ms avec la réservation harmonique.

La réservation par colonne pour les flux avioniques de période $T > BAG$ revient à produire les mêmes délais qu'une réservation au BAG pour des flux avioniques de période $T = BAG$. Parmi les trois réservations proposées, la réservation par colonne est la plus adaptée pour une transmission réactive des flux avioniques de période $T > BAG$. Toutes ces réservations assurent une gigue nulle pour les VLs.

4.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons introduit la table d'ordonnancement au niveau de l'*end system* source comme solution possible pour l'ordonnancement des flux avioniques. En fonction de la période d'émission de ces flux, nous avons proposé plusieurs méthodes de réservation des slots dans la table pour assurer une gigue nulle en sortie de l'*end system*.

Nous avons montré qu'une réservation au BAG est très bien adaptée à la transmission des flux avioniques de période égale au BAG en assurant une gigue et un retard à l'émission nuls pour ces flux si leurs demandes d'émission sont synchronisées avec le début de la table. En revanche, si cette réservation est appliquée aux flux avioniques de période $T > BAG$ ou à des flux effectuant des demandes d'émission après le début de la table, ces flux subissent un retard à l'émission important. Pour réduire ce retard, nous avons proposé deux autres réservations, harmonique et par colonne, qui consistent à sur-réserver des

slots pour les VLs. La sur-réservation par colonne peut conduire à un retard à l'émission nul des flux avioniques, mais en même temps elle va réduire le nombre de slots disponibles dans la table pour d'autres flux.

Par la suite, nous nous intéressons à l'ajout des flux vidéo dans la table d'ordonnancement. Pour assurer une gigue nulle pour les VLs, il faut préserver la réservation au BAG ou la sur-réservation. En revanche, il est alors nécessaire de décider sur quelle colonne de la table allouer les VLs. Comme vu au chapitre 3, l'allocation des VLs aux colonnes peut avoir un impact sur le retard à l'émission des flux vidéo. Dans les chapitres suivants, nous allons proposer plusieurs allocations possibles de table et nous allons évaluer le retard à l'émission des flux vidéo. L'objectif est de trouver celle qui minimise ce retard. Les deux cas des flux avioniques de période $T = BAG$ ou $T > BAG$ sont considérés.

ORDONNANCEMENT DES FLUX AVIONIQUES PAR RÉSERVATION AU BAG AVEC DES FLUX VIDÉO AU NIVEAU DE L'ÉMETTEUR

Dans ce chapitre, nous traitons le cas d'émission au BAG des flux avioniques synchronisés avec le début de la table d'ordonnancement. Nous avons vu au chapitre 4 que la table d'ordonnancement est une stratégie intéressante pour assurer les contraintes temporelles des VLs, plusieurs méthodes de réservation étant possibles en fonction de la périodicité réelle des flux avioniques. L'étape suivante consiste à ajouter des flux vidéo dans la table d'ordonnancement. La question qui se pose maintenant est comment répartir les colonnes réservées aux VLs dans la table d'ordonnancement, tout en respectant leur réservation périodique de slots, pour favoriser un retard maximal à l'émission des flux vidéo réduit et pour leur garantir une bonne transmission.

Nous ne cherchons pas l'attribution des VLs dans des slots particuliers de la table d'ordonnancement, mais nous nous intéressons à l'effet des différentes allocations sur le retard maximal à l'émission des flux vidéo. En considérant l'exemple de trois VLs $\{VL1, VL2, VL3\}$ de périodes d'émission égales et répartis sur les slots des colonnes 7, 15 et 25, plusieurs attributions $VL - colonne$ sont possibles : $VL1 - 7$, $VL2 - 15$, $VL3 - 25$, ou bien $VL1 - 15$, $VL2 - 25$, $VL3 - 7$, ou toute autre combinaison. Du point de vue des flux vidéo, ces différentes attributions produisent un effet identique sur le retard à l'émission, conduisant donc à la même allocation quel que soit l'ordre des VLs.

Dans un premier temps, nous proposons des heuristiques d'allocation des VLs pour lesquels nous cherchons à réduire le retard à l'émission des flux vidéo. Ensuite, nous cherchons à minimiser ce retard des flux vidéo par une formulation mathématique. Le

problème sera modélisé sous la forme d'un problème d'optimisation de satisfaction de contraintes. En dernier, nous évaluons la performance des allocations par heuristiques et optimales en évaluant le délai de bout-en-bout par simulation.

5.1 Contraintes de construction de la table d'ordonnement avec des flux vidéo

La table d'ordonnement a été conçue pour maîtriser la gigue des flux avioniques temps-réel critiques transportés par des VLs, mais elle peut être adaptée pour intégrer la transmission de flux additionnels. La transmission des VLs reste prioritaire par rapport à la transmission des flux additionnels : ces derniers peuvent recevoir des slots une fois que l'attribution des slots aux VLs est établie. Pour une telle configuration de table d'ordonnement, il est important de décider comment attribuer les slots aux flux. Les différentes stratégies d'allocation des slots sont motivées par le niveau de criticité des flux, par leur période d'émission ou par des exigences de gigue et de délai à la sortie de l'*end system*. La table d'ordonnement étant partagée par des flux avioniques de période $T = BAG$ et des flux vidéo, les critères suivants doivent être considérés pour un partage équitable de la table :

- *i*) Les VLs sont des flux périodiques temps-réel critiques et ont une priorité haute dans le réseau par rapport aux flux additionnels. Leur attribution de slots se fera donc en premier conformément aux méthodes de réservation présentées dans le chapitre 4.
- *ii*) Les flux vidéo sont des flux périodiques dont la variation de délai doit être limitée pour assurer une bonne qualité d'expérience aux utilisateurs.
- *iii*) La quantité de données à transmettre par l'ensemble de flux ne peut pas dépasser la bande passante disponible pour la durée de la table. Comme les VLs sont des flux avioniques temps-réel critiques, leur répartition par *end system* est déjà établie lors de la conception du réseau AFDX de base pour assurer une bonne utilisation de la bande passante. Cette limitation concerne principalement les flux vidéo additionnels. La période d'émission des flux additionnels doit donc être supérieure à la durée d'un slot pour garantir la transmission de toutes les trames.

En tenant compte de ces critères, nous proposons plusieurs stratégies d'allocation des slots qui s'appuient sur la réservation au BAG dans la table d'ordonnement.

5.2 Stratégies d'allocation des slots pour les flux avioniques de période $T = BAG$ et les flux vidéo

Après avoir établi la manière de réserver des slots aux VLs, il nous reste à discuter le deuxième critère de construction de la table d'ordonnancement qui concerne le délai source des flux vidéo additionnels.

Les résultats des simulations réalisées dans le chapitre 3 montrent que la construction de l'ordonnancement time-triggered a un impact important sur le retard maximal à l'émission des flux vidéo. Les différentes répartitions possibles des VLs dans la table peuvent donc produire un effet différent sur la transmission des flux vidéo. Notre objectif dans ce chapitre est de chercher des répartitions de VLs permettant de réduire le retard à l'émission des flux vidéo.

Nous avons vu au chapitre précédent que la réservation des slots à chaque VL sur une même colonne en fonction de la période d'émission du flux avionique transporté peut assurer leur contrainte de gigue en sortie de l'*end system*. Dans la suite, nous prenons en compte les méthodes de réservation établies et nous déterminons sur quelles colonnes de la table placer les VLs pour diminuer le retard des flux vidéo. Ainsi, nous pouvons définir différentes allocations des VLs dans la table d'ordonnancement.

Il est important de préciser que nous ne cherchons pas ici à attribuer une colonne particulière à un VL. Pour des VLs de période égale, les colonnes qui leur sont réservées sont interchangeables conduisant au même retard maximal à l'émission des flux vidéo et donc, à une seule allocation.

L'attribution d'un VL dans une colonne particulière peut avoir un impact sur son délai de bout-en-bout. Toutefois, nous ne traitons pas ce problème dans cette thèse. Même si les équipements du réseau AFDX ne sont pas synchronisés, si le trafic est étalé au niveau des *end systems*, cela peut réduire le délai d'attente dans les commutateurs et le délai de bout-en-bout des trames avioniques. Nous ne discutons pas ici l'effet des arrivées simultanées des VLs aux ports de sortie des commutateurs car les analyses pire cas du délai de bout-en-bout considèrent ce scénario [55], [54].

Deux heuristiques d'allocation de slots pour les VLs sont proposées par la suite. A travers ces heuristiques, nous étudions l'impact de l'allocation des VLs dans la table sur la distribution du délai de bout-en-bout des flux vidéo. Ces allocations assurent les mêmes garanties temporelles aux VLs, mais elles peuvent produire des effets différents quand des flux vidéo sont ajoutés.

5.2.1 Heuristique pour une allocation naïve

La première heuristique définit une allocation naïve dont l'objectif est de montrer le gain apporté par des allocations mieux conçues lors d'une étude comparative.

Soit \mathcal{A} , un ensemble de flux avioniques donné et $A = |\mathcal{A}|$, le cardinal de cet ensemble désignant leur nombre. L'allocation naïve consiste à attribuer des slots sur les A premières colonnes de la table aux A VLs à ordonnancer. Sur chaque colonne, l'allocation des slots commence à la première ligne de la table. Les allocations suivantes de slots sont réalisées sur des lignes multiples au BAG de chaque VL à placer. Le reste des slots est disponible pour la transmission des flux vidéo. Cette allocation est une allocation valide pour les VLs car ils ne vont pas subir de gigue. Cependant, nous pouvons imaginer que cette répartition n'est pas bénéfique aux flux vidéo : par exemple, une trame vidéo prête pour émission au début de la table sera soumise à un retard à l'émission proportionnel au nombre de VLs, soit A fois la durée d'un slot. Un exemple d'allocation naïve est représenté dans la Figure 5.1 (à gauche) : 5 VLs sont placés sur les 5 premières colonnes de la table. Dans ce cas, si un flux vidéo émet sa première trame au premier slot de la table, la trame doit attendre 5 slots jusqu'au premier slot disponible.

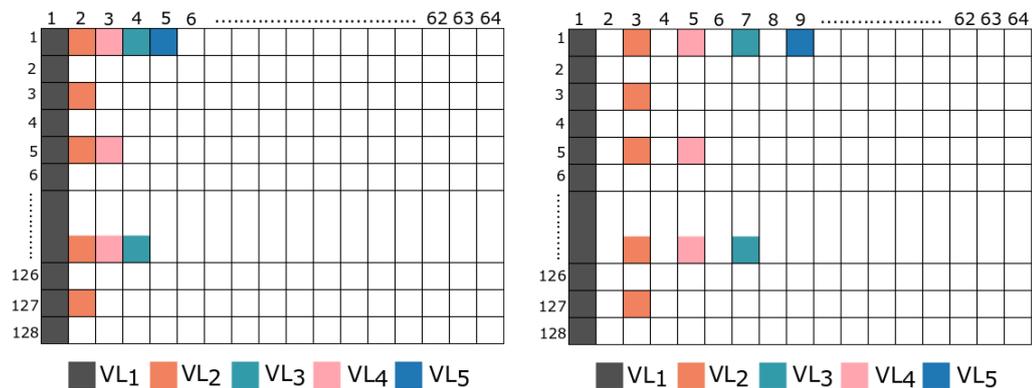


FIGURE 5.1 Tables d'ordonnancement avec l'heuristique d'allocation naïve au BAG

Une solution permettant de limiter le retard subi par les flux vidéo consiste à allouer les VLs toutes les deux colonnes. L'écart d'un slot inséré entre les VLs donne la possibilité aux flux additionnels de transmettre plus souvent qu'avec la première allocation naïve, mais une analyse plus avancée est nécessaire afin de déterminer si cet écart est suffisamment large pour maintenir la gigue des flux additionnels au minimum. L'allocation de la Figure 5.1 (à droite) répartit les 5 VLs avec un écart d'une colonne entre deux VLs successifs. Un flux vidéo qui demande d'émettre une trame au premier slot, par exemple, pourra

la transmettre dans le slot suivant disponible et subir un délai correspondant à la durée d'un slot. Par rapport à la première allocation, le délai du flux vidéo peut être réduit considérablement. Pour cette raison, nous allons considérer cette allocation naïve valide pour la suite de notre étude.

Algorithme 1 : Heuristique d'allocation naïve pour une réservation au BAG

```

Input :  $A, L, C$  //nombre de flux avioniques VL, nombre de lignes et de colonnes
           de la table
            $table[L][C]$  //une matrice bidimensionnelle de booléens représentant la table
           d'ordonnancement, si  $table[l][c]=1$ , le slot  $(l,c)$  est occupé par un VL
            $bag[A]$  //un vecteur de valeurs de BAG des flux VL
Output :  $table[L][C]$  //la réservation de la table d'ordonnancement résultante
            $allocation[A]$  //un vecteur enregistrant les colonnes réservées aux flux VL

//Initialisation de la table à zéro
initialization( $table[L][C]$ );

//Un slot est réservé pour chaque VL sur la première ligne de la table toutes les deux
colonnes
foreach  $a \in [1..A]$  do
|    $table[1][2 \times a - 1] \leftarrow 1$ ;
|   //Mise à jour du vecteur d'allocation
|    $allocation[a] \leftarrow 2 \times a - 1$ ;
end

//Parcourir la table pour réserver des slots à la date du BAG sur les colonnes déjà
réservées
foreach  $l \in [1..L], c \in [1..C]$  do
|   foreach  $a \in A$  do
|   |   //Réservation des slots sur les lignes de la table multiples au BAG
|   |   if  $table[1][allocation[a]] == 1$  then
|   |   |   if  $l \bmod bag[a] == 0$  then
|   |   |   |    $table[l][c] \leftarrow 1$ ;
|   |   |   end
|   |   end
|   end
end
end

```

Cette heuristique d'allocation naïve est décrite par l'algorithme 1. Dans cet algorithme, nous modélisons la table d'ordonnancement comme une matrice bidimensionnelle prenant des valeurs binaires dénotée $table[L][C]$ où L et C représentent le nombre de lignes et de colonnes de la table d'ordonnancement. En sortie, l'algorithme permet de retrouver l'occupation des slots dans la table et l'affectation des colonnes aux flux VL représentée

par le vecteur $allocation[A]$, où A fixe le nombre de VLs. L'algorithme se décompose en trois étapes.

La première étape fait l'initialisation de la matrice. Au départ toutes les valeurs de la matrice sont égales à 0. A chaque réservation de slot dans la table, l'élément correspondant de la matrice devient égal à 1.

Dans la deuxième étape, les VLs sont distribués sur la première ligne de la table et séparés par une colonne d'écart. Les colonnes réservées sont enregistrées dans le vecteur d'allocation.

Durant la troisième étape, les lignes de la matrice sont parcourues pour identifier les slots récurrents au BAG sur chacune des colonnes réservées aux VLs.

5.2.2 Heuristique pour une allocation uniforme

Une autre allocation possible consiste à étaler uniformément les colonnes avec des slots réservées aux VLs sur toute la durée de la table d'ordonnancement. Cette allocation commence également à la première ligne de la table. L'écart entre les colonnes assignées aux VLs dépend du nombre de VLs et est représenté comme le nombre total de colonnes divisé par le nombre de VLs. Le choix d'association des VLs aux colonnes est toujours arbitraire. La Figure 6.4 présente un exemple d'allocation uniforme pour 5 VLs. Ceux-ci sont répartis uniformément toutes les 12 ou 13 colonnes. Les colonnes {2, 17, 29, 41, 54} leur sont réservées.

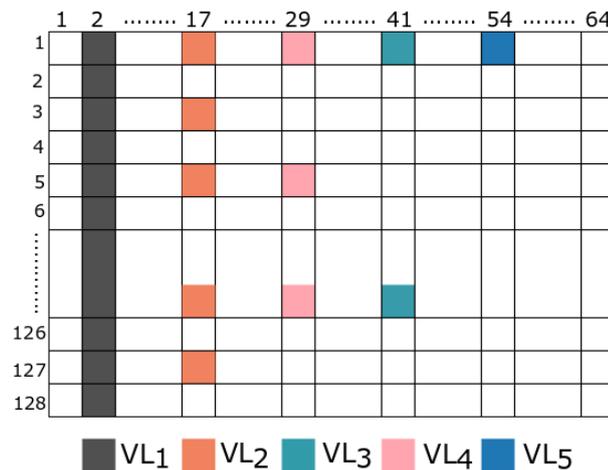


FIGURE 5.2 Table d'ordonnancement avec l'heuristique d'allocation uniforme au BAG. 5 VLs sont distribués uniformément sur les colonnes {2, 17, 29, 41, 54}.

Algorithme 2 : Heuristique d' allocation uniforme pour une réservation au BAG

```

Input :  $A, L, C$  //nombre de flux avioniques VL, nombre de lignes et de colonnes
           de la table
            $table[L][C]$  //une matrice bidimensionnelle de booléens représentant la table
           d'ordonnement, si  $table[l][c]=1$ , le slot  $(l,c)$  est occupé par un VL
            $bag[A]$  //un vecteur de valeurs de BAG des flux VL
Output :  $table[L][C]$  //la réservation de la table d'ordonnement résultante
            $allocation[A]$  //un vecteur enregistrant les colonnes réservées aux flux VL

//Initialisation de la table à zéro
initialize( $table[L][C]$ );

//Initialisation de l'intervalle entre les colonnes réservées
intervalleCol  $\leftarrow \lfloor \frac{C}{A} \rfloor$ 

//Un slot est réservé pour chaque VL sur la première ligne de la table à chaque
intervalle établi entre les colonnes
foreach  $a \in [1..A]$  do
     $table[1][(a - 1) \times intervalleCol + 1] \leftarrow 1$ ;
    //Mise à jour du vecteur d'allocation
     $allocation[a] \leftarrow (a - 1) \times intervalleCol + 1$ ;
end

//Parcourir la table pour réserver des slots à la date du BAG sur les colonnes déjà
réservées
foreach  $l \in [1..L], c \in [1..C]$  do
    foreach  $a \in A$  do
        //Réservation des slots sur les lignes de la table multiples de la durée de
        BAG
        if  $table[1][allocation[a]] == 1$  then
            if  $l \bmod bag[a] == 0$  then
                 $table[l][c] \leftarrow 1$ ;
            end
        end
    end
end

```

L'heuristique d'allocation uniforme est implantée par l'algorithme 2. Cet algorithme est similaire à celui pour l'allocation naïve. La différence majeure est l'intervalle entre les colonnes réservées pour les flux VL. Pour une allocation uniforme, cet intervalle, dénoté par *intervalleCol* dans l'algorithme, est un nombre entier donné par la division du nombre total de colonnes de la table et le nombre de VLs. Son calcul est réalisé dans

la première étape de l'algorithme lors de l'initialisation.

Cette heuristique permet une répartition régulière des slots disponibles pour la transmission des flux vidéo. Elle permet donc de réduire le retard maximum à l'émission des flux vidéo ayant un impact direct sur le délai de bout-en-bout de ces flux. Pour assurer un délai de bout-en-bout réduit des flux vidéo, il semble important de trouver une allocation qui minimise le retard à l'émission. Il n'est toutefois pas certain que cette heuristique permette de minimiser le retard maximum à l'émission des flux vidéo. Nous présentons dans la section suivante une méthode pour la construction d'une table d'ordonnancement minimisant le retard maximum à l'émission des flux vidéo.

5.3 Allocation optimale

Nous nous intéressons à trouver une allocation optimale de la table d'ordonnancement qui minimise le retard maximal à l'émission des flux vidéo tout en garantissant une gigue maximale bornée pour les VLs. Ce problème d'allocation peut être traité comme un problème classique d'ordonnancement. Dans les problèmes d'ordonnancement, des contraintes de temps ou liées aux ressources à utiliser ont besoin d'être satisfaites, par conséquent, ils peuvent être formulés comme des problèmes de satisfaction de contraintes - Constraint Satisfaction Problem (CSP). La programmation par contraintes - Constraint Programming (CP) permet de résoudre les problèmes de type CSP. La solution est trouvée en assignant des valeurs aux variables qui satisfont toutes les contraintes. L'approche CP découpe le problème dans deux parties. Premièrement, le problème est formulé en tant que CSP. Cette étape permet de définir les variables et leur domaine de définition, de spécifier les contraintes et de définir la fonction objectif. La deuxième étape consiste à résoudre le problème avec un solveur CP qui implémente une stratégie de recherche des solutions [134], [135].

Par la suite, nous allons formuler le problème d'allocation sous la forme d'un problème de satisfaction de contraintes et le résoudre à l'aide d'un solveur commercial. Les résultats seront évalués par le simulateur AFDX.

5.3.1 Notations du problème

Pour chaque *end system*, un ensemble \mathcal{A} de flux avioniques (VLs) est défini ainsi qu'un ensemble \mathcal{V} de flux vidéo qui doivent être ordonnancés par la table d'ordonnancement. Chaque VL $a_i \in \mathcal{A}$ est caractérisé par une durée de BAG, BAG_{a_i} , qui correspond à l'intervalle de temps entre deux allocations de slots successives dans la table d'ordonnancement pour le VL. Les valeurs possibles de BAG se trouvent dans l'ensemble de

puissances de 2, $\{1, 2, 4, \dots, 128\}$ ms. La période d'émission des trames vidéo d'un flux $v_i \in \mathcal{V}$ est dénotée par P_{v_i} . Le nombre total de trames vidéo émises par l'ensemble de flux vidéo sur la durée de la table est noté par N_V .

Une liste des notations utilisées dans la formulation mathématique du problème d'allocation est donnée dans le Tableau 5.1 :

Symbole	Description
D_s	Durée d'un slot
N	Nombre de slots de la table d'ordonnement
L	Nombre de lignes de la table
C	Nombre de colonnes de la table
\mathcal{A}	Ensemble de flux avioniques émis par un <i>end system</i>
A	Nombre de VLs avioniques dans l'ensemble \mathcal{A}
\mathcal{V}	Ensemble de flux vidéo émis par un <i>end system</i>
V	Nombre de flux vidéo dans l'ensemble \mathcal{V}
P_{v_i}	Période d'émission d'un flux vidéo $v_i \in \mathcal{V}$
N_V	Nombre total de trames émises par tous les flux vidéo de \mathcal{V} sur la durée de la table
N_{s_A}	Nombre total de slots affectés aux VLs dans \mathcal{A} sur la durée de la table
$N_{s_{a_i}}$	Nombre de slots affectés à un VL $a_i \in \mathcal{A}$ sur la durée de la table
BAG_{a_i}	Ensemble d'entiers correspondant à la durée de BAG de chaque VL $a_i \in \mathcal{A}$. BAG_{a_i} peut prendre des valeurs dans l'ensemble de puissances de 2 : $\{1, 2, 4, \dots, 128\}$ ms correspondant au BAG
δ^i	Retard à l'émission de la i^{me} trame vidéo émise sur la durée de la table

TABLEAU 5.1 Notations utilisées pour modéliser le problème d'optimisation

5.3.2 Variables du problème

Des variables de décision sont définies pour chaque type de flux de la manière suivante :

1. Pour les flux vidéo, une seule variable de décision par trame vidéo $\{x_i\}_{i \in [1..N_V]}$ qui prend des valeurs dans l'ensemble $\{1..N\}$ est définie, où N_V représente le nombre de trames émises par tous les flux vidéo de l'ensemble \mathcal{V} et N est le nombre de slots de la table. Pour chaque trame vidéo i , x_i donne le numéro de slot auquel la trame est affectée.
2. Pour les flux avion, il est nécessaire de décider de la réservation des colonnes aux VLs et ensuite de distribuer des slots de ces colonnes aux trames avioniques en fonction de leur BAG. Pour cela, deux variables de décision sont définies :
 - une variable de décision $\{y_j\}_{j \in [1..A]}$ qui représente le slot affecté à la première trame avionique du flux a_j (sur la première ligne de la table). Cela correspond

à l'indice de la colonne où est placé le VL. Les trames suivantes du flux a_j recevront des slots périodiquement sur les lignes de la table. Cette variable peut prendre des valeurs dans l'ensemble entier $\{1..C\}$.

- une variable de décision $\{w_{jk}\}_{j \in [1..A], k \in [1..Ns_{a_j}]}$ qui définit tous les slots affectés aux trames avioniques et peut prendre des valeurs dans l'ensemble de slots de la table, $\{1..N\}$. Chaque VL, représenté par l'indice j peut recevoir un nombre de slots représentés par l'indice k de la variable w .

Chaque VL est représenté par une seule variable y_j . Chaque trame avionique est représentée par une variable w_{jk} , alors que chaque trame vidéo est représentée par une variable x_i .

Les dates d'émission des trames vidéo sont représentées par l'ensemble ordonné $\{d_i\}_{i \in [1..N_V]}$. Chaque d_i représente le numéro de slot où la trame vidéo i fait une demande d'émission. Les valeurs possibles de d_i se trouvent dans l'ensemble de slots $\{1..N\}$.

Le critère d'optimisation minimise le retard à l'émission de toutes les trames vidéo. Le retard à l'émission est dénoté par $\delta_i = x_i - d_i$ et représente le nombre de slots entiers entre la date de demande d'émission et la date du slot alloué pour la transmission de la trame vidéo i .

5.3.3 Condition nécessaire à l'émission de flux vidéo sur un *end system*

Le nombre de trames vidéo qui peuvent être transmises sur la durée de la table d'ordonnancement est limité par le nombre de slots disponibles. Le nombre de slots libres dépend du nombre de VLs émis par l'*end system* et de la durée de BAG de ces VLs. Pour garantir la transmission de toutes les trames des flux vidéo sur la durée de la table, il est nécessaire de déterminer leur période d'émission minimale pour maximiser l'utilisation de la table et s'approcher de sa capacité maximale. La configuration de table considérée dans notre étude comporte une capacité de 8192 slots. Le nombre de slots demandés par les VLs et flux vidéo ne pourra pas donc dépasser cette valeur. Ainsi, il est possible de déterminer la période d'émission minimale P_{v_i} de chaque flux vidéo v_i de \mathcal{V} .

Les équations (5.1) - (5.3) expriment des conditions équivalentes pour garantir l'accès aux slots de la table à toutes les trames émises par des flux vidéo en considérant que chaque VL peut avoir des slots réservés à son BAG. Le nombre de trames vidéo émises sur la durée de la table doit être inférieur ou égal au nombre de slots restant après la réservation des VLs. Le nombre de slots réservés à un VL est exprimé dans l'équation (5.1) comme la division de la totalité de lignes de la table à la durée de BAG du VL. Dans l'équation (5.2), le nombre de trames vidéo est calculé en fonction de la durée de la table

et des périodes d'émission des flux vidéo.

$$N_V \leq N - \sum_{a_i \in \mathcal{A}} \frac{L}{BAG_{a_i}} \quad (5.1)$$

$$\iff (C \times L \times D_s) \sum_{v_i \in \mathcal{V}} \frac{1}{P_{v_i}} \leq C \times L - L \times \sum_{a_i \in \mathcal{A}} \frac{1}{BAG_{a_i}} \quad (5.2)$$

$$\iff \boxed{\sum_{v_i \in \mathcal{V}} \frac{1}{P_{v_i}} \leq \frac{C - \sum_{a_i \in \mathcal{A}} \frac{1}{BAG_{a_i}}}{C} \frac{1}{D_s}} \quad (5.3)$$

La condition nécessaire d'admission des flux vidéo dans la table d'ordonnement est donnée par l'équation (5.3). La période d'émission des flux vidéo dépend du nombre de VLs, des valeurs de BAG des VLs, du nombre de colonnes C de la table et de la durée du slot D_s . Une période d'émission des flux vidéo inférieure à la limite établie par cette condition conduit au débordement de la table d'ordonnement. En d'autres termes, l'équation (5.3) exprime une condition nécessaire à l'ordonnement des flux vidéo.

5.3.4 Fonction objectif

Le problème d'optimisation de la table d'ordonnement, dénoté par la suite MCTS (Mixed-Critical Table Scheduling), a comme objectif de minimiser le retard maximal à l'émission des trames vidéo en assurant la contrainte de gigue des flux avioniques.

$$\text{Minimize } \max_{i \in [1..N_V]} \delta_i \quad (5.4)$$

Le retard à l'émission d'une trame vidéo est dénoté par $\delta_i = x_i - d_i$ et représente le nombre de slots entiers entre la date de demande d'émission et la date du slot alloué pour la transmission de la trame vidéo i .

Remarque 2 Dans la modélisation du problème d'optimisation, nous considérons dans le calcul du retard à l'émission le nombre entier de slots qu'une trame doit attendre entre sa date de demande d'émission et la date du slot où elle peut être effectivement transmise. Toutefois, il se peut que la trame ait fait une demande d'émission après le début d'un slot et doit attendre le début du slot suivant pour la transmission comme dans la Figure 5.3. Ce temps d'attente, dénote par ε et limité à la durée d'un slot, doit s'ajouter au nombre entier de slots correspondant au retard maximal d'émission résultant du problème d'optimisation.

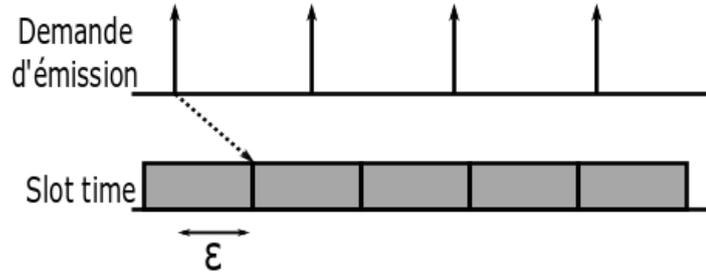


FIGURE 5.3 Attribution d'une trame au premier slot disponible

5.3.5 Contraintes du problème

Plusieurs contraintes doivent être définies pour modéliser la contrainte de gigue maximale des VLs, ainsi que l'ordre d'émission des trames vidéo. Les contraintes suivantes sont formulées :

- Les VLs et les flux vidéo ne peuvent pas transmettre dans le même slot.
- Une trame vidéo ne peut pas obtenir un slot avant sa date d'émission.
- Un VL peut recevoir des slots sur une seule colonne de la table d'ordonnancement. Pour une réservation au BAG, les slots alloués au même VL sont séparés par la durée de BAG du VL.
- Plusieurs VLs ne peuvent pas partager une même colonne de la table.

5.3.6 Formulation du problème

Modèle mathématique pour la réservation au BAG (MCTS-BAG)

La formulation mathématique pour une réservation au BAG, nommée MCTS-BAG, est donnée par la suite.

$$\text{Minimize } \max_{i \in [1..N_V]} (x_i - d_i)$$

Sous contraintes :

$$x_i > x_j, i > j, \forall i, j \in [1..N_V] \quad (5.5)$$

$$x_i \geq d_i, \forall i \in [1..N_V] \quad (5.6)$$

$$x_i \neq w_{jk}, \forall i \in [1..N_V], \forall j \in [1..A], \forall k \in [1..N_{s_{a_j}}] \quad (5.7)$$

$$w_{jk} - w_{j,k+1} = BAG_{a_j} \times C, \forall j \in [1..A], \forall k \in [1..N_{s_{a_j}}] \quad (5.8)$$

$$w_{jk} \bmod C \neq w_{iq} \bmod C, j \neq i, \forall j \in [1..A], \forall k \in [1, N_{s_{a_j}}], \forall i \in [1..A], \forall q \in [1, N_{s_{a_i}}] \quad (5.9)$$

$$y_j = w_{jk} \text{ mod } C, \forall j \in [1..A], \forall k \in [1..Ns_{a_j}] \quad (5.10)$$

Les contraintes de l'équation (5.5) assurent d'une part, qu'un slot de la table ne peut être affecté qu'à une seule trame vidéo, et d'autre part l'ordre des trames vidéo dans le temps. L'équation (5.6) précise qu'une trame vidéo ne peut obtenir de slot qu'après sa demande d'émission.

L'équation (5.7) assure qu'une trame vidéo et une trame avionique ne peuvent pas recevoir le même slot. Les équations (5.8) et (5.9) assurent qu'un VL peut obtenir des slots sur la même colonne (*modulo* C) séparés par un intervalle correspondant à sa durée de BAG. Finalement, l'équation (5.10) permet de récupérer les colonnes occupées par les VLs. Les dimensions du problème sont données par le nombre de slots de la table N , le nombre de VLs A et le nombre de slots nécessaires à chaque VL (en fonction de son BAG).

Exemple d'allocation avec MCTS-BAG

Un exemple d'allocation au BAG est présenté dans la Figure 5.4 : 3 VLs de BAG de valeur 1, 2 et 4 ms sont placés dans une table d'ordonnancement de dimensions 8×8 . Les données du problème sont les suivantes :

- Nombre de flux avioniques $A = 3$
- Nombre de lignes $L = 8$
- Nombre de colonnes $C = 8$
- Nombre de slots $N = 64$
- Durée de BAG des VLs $BAG_{A_i} = [1 \ 2 \ 4]$
- Nombre de slots par VL $Ns_{a_i} = [8 \ 4 \ 2]$
- Nombre de trames vidéo $N_V = 50$
- Dates d'émission des trames vidéo

$d = [1 \ 3 \ 4 \ 5 \ 7 \ 8 \ 9 \ 10 \ 12 \ 13 \ 14 \ 16 \ 17 \ 18 \ 19 \ 21 \ 22 \ 23 \ 25 \ 26 \ 27 \ 28 \ 30 \ 31 \ 32 \ 33 \ 35 \ 36 \ 37 \ 39 \ 40 \ 41 \ 42 \ 44 \ 45 \ 46 \ 48 \ 49 \ 50 \ 51 \ 53 \ 54 \ 55 \ 57 \ 58 \ 59 \ 60 \ 62 \ 63 \ 64]$

Avec le modèle MCTS-BAG, les 3 VLs sont placés sur les colonnes 2, 6 et 7 représentées par les variables y (cf. Figure 5.5). Les slots réservés à chaque VL sont désignés par les variables $w = [2 \ 6 \ 10 \ 15 \ 18 \ 22 \ 26 \ 34 \ 38 \ 42 \ 47 \ 50 \ 54 \ 58]$. Pour chaque VL, un nombre de variables w correspondant au nombre de trames avioniques émises lui est assigné. Ces variables prennent des valeurs sur la même colonne et sont séparées par un intervalle correspondant à la durée de BAG du VL (ici $w_{1k} = [2 \ 10 \ 18 \ 26 \ 34 \ 42 \ 50 \ 58]$, $w_{2k} = [6 \ 22 \ 38 \ 54]$, $w_{3k} = [15 \ 47]$).

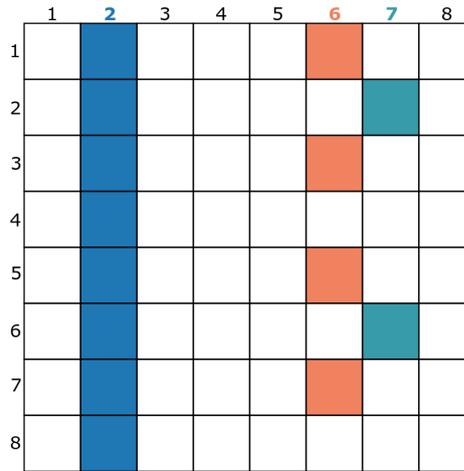


FIGURE 5.4 Table d'ordonnement avec allocation de type MCTS-BAG

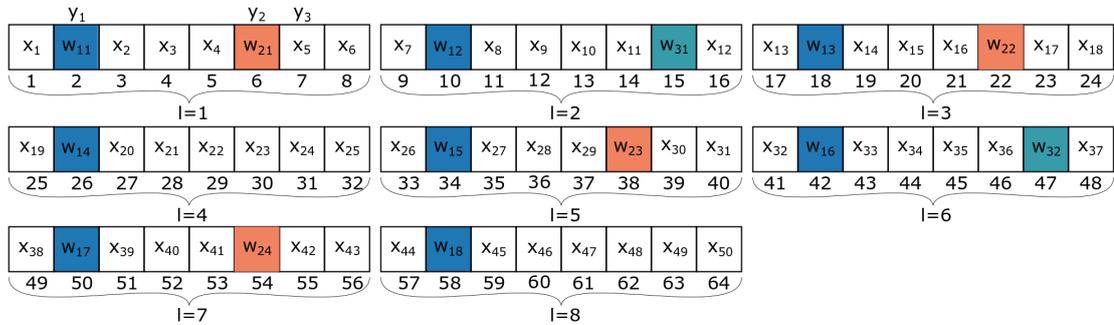


FIGURE 5.5 Exemple d'allocation au BAG avec le problème MCTS-BAG

5.4 Mesure du retard maximal à l'émission des flux vidéo

La stratégie de réservation des VLs a une influence directe sur le retard maximal à l'émission des flux vidéo. Notre premier objectif est de mesurer et comparer ce retard avec les trois stratégies d'allocation (naïve, uniforme, optimale), proposées pour des scénarios variant le nombre de flux et leur période d'émission. Dans un deuxième temps, nous allons évaluer ces allocations de table sur l'étude de cas de la configuration industrielle AFDX.

5.4.1 Environnement de programmation

Implantation des heuristiques

Pour évaluer les performances des allocations naïve et uniforme, nous avons développé deux scripts Python qui permettent de déterminer le retard maximal à l'émission avec les

deux heuristiques. Nous utilisons le simulateur AFDX pour déterminer les délais réseau et de bout-en-bout.

Résolution du problème d'optimisation

Le modèle mathématique d'optimisation est résolu avec le solveur commercial CPLEX [136]. CPLEX propose des algorithmes de résolution de programmes mathématiques liés à des problèmes de satisfaction de contraintes ou d'optimisation. CPLEX intègre CP Optimizer, une bibliothèque de logiciels implémentant un paradigme de type *model-and-run* (séparation entre le modèle et la résolution) et de recherche automatique.

L'optimisation avec CP Optimizer est réalisée par le principe de propagation des contraintes et des stratégies de recherche. Dans un premier temps, par la propagation de contraintes initiales, les valeurs du domaine qui ne font partie d'aucune solution sont enlevées pour réduire l'espace de recherche du problème. Ensuite, la stratégie de recherche constructive permet de chercher dans l'espace des solutions restantes. Cette méthode consiste à construire un arbre de solutions : un point de départ est choisi en tant que noeud racine ; chaque branche descendante dans l'arbre représente une solution possible. CPLEX utilise par défaut 3 algorithmes de recherche automatique dans l'arbre : *Restart*, *DepthFirst*, *Multipoint*. Le choix d'un de ces algorithmes de recherche est décidé par CPLEX durant l'exécution en fonction du modèle à optimiser donné par l'utilisateur. La dernière étape de CP Optimizer est la propagation de contraintes pendant la recherche qui consiste à trouver une valeur pour chaque variable de décision qui satisfasse simultanément les contraintes. Toutes les valeurs du domaine courant de recherche qui ne respectent pas les contraintes sont enlevées.

Les résultats d'optimisation présentés par la suite de cette thèse ont été obtenus en utilisant CPLEX sur un serveur Linux équipé de 128GB de mémoire RAM et un processeur Intel(R) Xeon(R) 2.5GHz avec 4 coeurs.

5.4.2 Définition du scénario

Nous considérons le cas d'un *end system* équipé d'une table d'ordonnancement qui décide l'ordre de transmission des VLs et flux vidéo. L'allocation des slots pour les VLs doit être figée, tandis que les flux vidéo peuvent recevoir les slots restants. L'allocation optimale des slots dans la table d'ordonnancement pour chaque type de flux sera déterminée à l'aide du problème MCTS-BAG. Le nombre de VLs et de flux vidéo est varié et le problème MCTS-BAG est résolu pour chaque scénario possible. Les VLs considérés par chaque scénario sont caractérisés par des durées de BAG de 16, 32, 64 et 128 ms, alors que

les flux vidéo peuvent utiliser toute la bande passante restante. La période d'émission minimale des trames vidéo est calculée à partir du nombre maximal de trames vidéo qui peuvent être transmises. D'abord, nous nous intéressons à un scénario où les flux vidéo sont autorisés à transmettre un nombre de trames correspondant au nombre de slots restants dans la table pour une utilisation proche de 100% de la bande passante. Ensuite, nous considérons des scénarios réduisant l'utilisation de la bande passante jusqu'à 75% qui nous permettent de comparer les performances des deux heuristiques avec l'allocation optimale.

Dans les scénarios étudiés, nous considérons la transmission d'un flux vidéo ou de deux flux vidéo car l'*end system* peut être connecté à une ou deux caméras de surveillance conformément à l'architecture de réseau AFDX définie au chapitre 3. Dans le cas de deux flux vidéo, nous supposons que les deux flux vidéo commencent à émettre leurs trames simultanément avec la même période d'émission. Comme les flux ne peuvent pas partager le même slot dans la table, un des deux flux doit attendre le slot d'après et peut subir un retard à l'émission plus important. Par conséquent, le retard à l'émission attendu ne peut pas être inférieur au nombre de flux vidéo multiplié par la durée d'un slot.

5.4.3 Résultats : retard maximum vidéo à l'émission

Dans un premier temps, nous considérons une utilisation de la table proche de 100% de sa capacité totale par des flux vidéo et avioniques. Le Tableau 5.2 donne le retard maximal à l'émission (exprimé en nombre de slots) des flux vidéo pour une réservation au BAG des flux avioniques dans la table d'ordonnancement. Avec l'allocation optimale, à chaque nouvelle variation du nombre de flux avioniques, ce retard est limité à la durée d'un slot dans le cas de la transmission d'un seul flux vidéo et à 2 slots si deux flux vidéo sont émis simultanément. La durée d'exécution du programme CPLEX varie autour de 1h30, mais il augmente significativement pour le scénario de 20 VLs.

Les performances des deux heuristiques naïve et uniforme sont moins bonnes que celles obtenues avec l'allocation optimale. Le retard maximal à l'émission avec l'heuristique pour une allocation naïve est le même que celui de l'allocation uniforme pour chaque scénario étudié. Ce retard augmente avec le nombre de VLs considérés. Ces résultats montrent que dans le cas d'une réservation au BAG des flux VL dans la table d'ordonnancement, le gain sur le retard maximal à l'émission des flux vidéo est assez important avec l'allocation optimale par rapport aux différentes heuristiques.

Dans la Figure 5.6, le retard maximum à l'émission d'un flux vidéo est donné pour des scénarios considérant un taux d'utilisation de la table d'ordonnancement descendant de 99.99% jusqu'à 75%. Avec l'allocation optimale, le retard maximal à l'émission du flux

Flux vidéo	Flux avion	3	5	8	10	15	20	
	BAG	32	32	32 64	32 64	32, 64, 32,	32, 64, 32,	
	VLs (ms)	64	64	32 128	32 128	128, 32, 64,	128, 32, 64,	
		32	32	32 64	32 64	32, 64, 128,	32, 64, 128,	
			128	32 64	32 64	32, 32, 64,	32, 32, 64,	
			32		128 32	32, 64, 32	32, 64, 32, 64,	
							64, 64, 16, 16	
1	Période vidéo (μs)	15.655	15.665	15.676	15.685	15.715	15.755	
	Nbr. trames vidéo	8176	8171	8168	8163	8147	8124	
	Optimale	Retard	1	1	1	1	1	1
		Durée	1h33min	1h29min	1h28min	1h39min	1h31min	12h
	Naïve	Retard	3	4	7	9	14	19
Uniforme	Retard	3	4	7	9	14	19	
2	Période vidéo (μs)	31.31	31.33	31.352	31.372	31.43	31.51	
	Optimale	Retard	2	2	2	2	2	2
		Durée	1h30min	1h40min	1h35min	1h37min	1h37min	4h56min
	Naïve	Retard	4	5	8	10	15	20
Uniforme	Retard	4	5	8	10	15	20	

TABLEAU 5.2 Retard maximum à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo. La gigue des VLs est nulle. Des résultats pour une allocation optimale, naïve et uniforme sont montrés. La période minimale des flux vidéo est calculée pour le nombre maximum de slots disponibles dans la table après la réservation des VLs à leur BAG. En fonction du nombre de flux vidéo, plusieurs trames vidéo peuvent être émises à la même date.

vidéo est maintenu égal à la durée d'un slot, n'étant donc affecté ni par la variation du nombre de flux avioniques, ni par le niveau d'utilisation de la table.

Dans tous les cas d'utilisation de la table, l'allocation naïve est moins performante que les allocations uniforme et optimale. L'allocation uniforme est meilleure que l'allocation naïve. Si l'utilisation de la table est réduite, l'allocation uniforme s'approche de l'optimal. Toutefois, elle reste toujours moins bonne que l'optimal.

Ce résultat est particulièrement intéressant pour l'implantation et la construction de la table d'ordonnancement dans l'industrie. En pratique, dans le cas d'un *end system* moins chargé, l'application de l'allocation uniforme peut être souhaitable car elle s'approche de l'optimal. Malgré la bonne performance de l'allocation optimale, sa durée de calcul est plus importante que celle requise par l'heuristique.

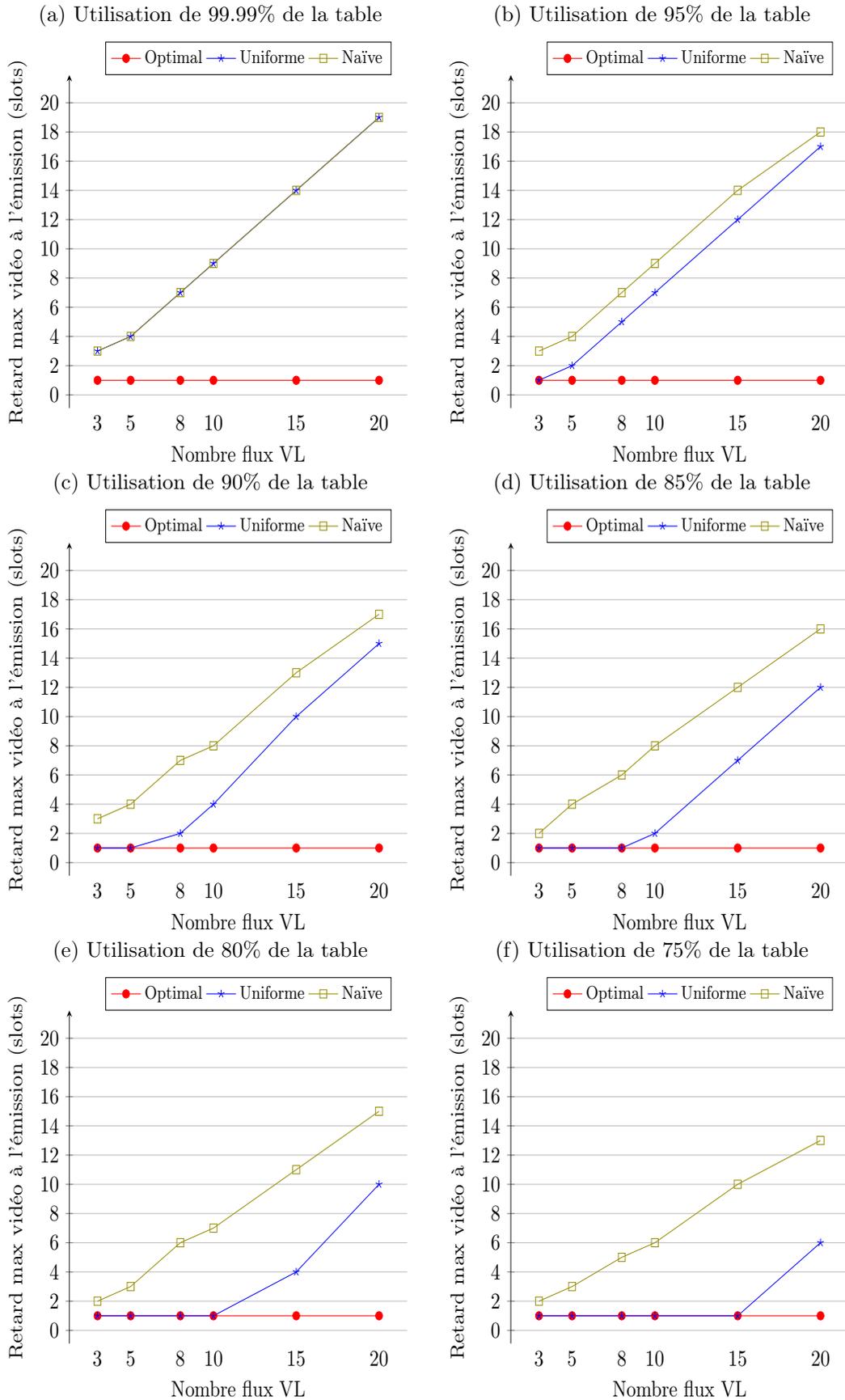


FIGURE 5.6 Évolution du retard maximum à l'émission d'un flux vidéo en fonction du taux d'utilisation de la table d'ordonnancement pour les allocations optimale, uniforme et naïve avec réservation au BAG.

5.5 Évaluation du délai de bout-en-bout des flux vidéo par simulation

Dans cette partie, nous souhaitons évaluer la performance de différentes stratégies d'allocations de la table d'ordonnancement et son effet sur le délai de bout-en-bout des flux vidéo. Les distributions du délai source, réseau et de bout-en-bout des flux vidéo sont mesurées par simulation sur une configuration AFDX industrielle.

5.5.1 Définition des scénarios de simulation

Le réseau AFDX considéré dans la simulation est celui défini dans la section 3.5.1. Dans ce réseau un des *end systems* permet la transmission vidéo en plus du trafic avionique. Deux scénarios sont évalués :

- Premièrement, un seul flux vidéo de type XGA est émis par l'*end system* choisi.
- Le deuxième scénario considère l'émission de 2 flux vidéo VGA par l'*end system*. Ces deux flux vont traverser les mêmes commutateurs pour arriver à destination.

L'*end system* choisi pour la transmission vidéo est également source de 8 VLs avec les durée de BAG et longueurs de trames données par le Tableau 5.3. La période d'émission des flux avioniques est égale à la durée de BAG du VL correspondant.

VL	1	2	3	4	5	6	7	8
BAG(ms)	16	16	8	32	4	4	32	16
Longueur de trame	131	579	323	115	323	115	835	131

TABLEAU 5.3 Caractéristique des VLs de l'*end system* source de la transmission vidéo

Les flux vidéo vont suivre le même chemin que les VLs et vont traverser 3 commutateurs. En considérant un délai de commutation de $2\mu\text{s}$ et une longueur maximale de trame, le délai de bout-en-bout minimum attendu pour une trame vidéo est de $54.576\ \mu\text{s}$.

La durée de simulation est de 384 ms. Notre simulateur AFDX utilise des *offsets* relatifs pour représenter la désynchronisation des équipements du réseau. Comme l'*offset* de l'*end system* prend une valeur aléatoire maximale de 128 ms à chaque simulation, le nombre de trames émises pendant la même durée de simulation peut varier. Par conséquent, nous allons considérer la distribution de délai sur la durée de deux cycles de table. Cette durée correspond à un nombre de 14162 trames vidéo XGA et 5906 trames vidéo VGA arrivées à leur destination (cf. Tableau 3.1 au chapitre 3).

5.5.2 Allocation de la table d'ordonnancement

La table d'ordonnancement appliquée au niveau de l'*end system* est définie par chacune des trois allocations présentées précédemment. Ces trois allocations sont représentées dans le Tableau 5.4 et sont obtenues avec *i*) la stratégie naïve où les VLs sont affectés toutes les deux colonnes de la table et *ii*) la distribution uniforme des VLs et *iii*) la méthode optimale issue du programme MCTS-BAG. L'attribution de slots pour les VLs est représentée par la colonne et la ligne correspondant au premier slot réservé à chaque VL, le reste de slots suivant la réservation au BAG. Le retard maximal à l'émission des flux vidéo est donné pour chacun des deux scénario évalués.

Avec le flux vidéo XGA, la table d'ordonnancement est utilisée dans une proportion de 88% de sa capacité maximale, alors que la transmission des deux flux VGA conduit à une utilisation de 73% de la table. Dans les deux cas, la table d'ordonnancement n'est pas utilisée à sa capacité maximale. On s'attend donc à des performances d'allocations similaires à celles décrites dans les Figures 5.6c et 5.6f pour le scénario de 8 VLs où l'allocation uniforme s'approche de l'optimale.

Flux		Allocation naïve	Allocation uniforme	Allocation optimale
1 XGA	Retard (slots)	7	1	1
	Offsets VLs {(C;L)}	({1, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15};1)	({1, 9, 17, 25, 33, 41, 49, 57};1)	{(64;1), (58;6), (28;4), (43;31), (15;3), (48;1), (55;12), (31;13)}
2 VGA	Retard (slots)	7	2	2
	Offsets VLs {(C;L)}	({1, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15};1)	({1, 9, 17, 25, 33, 41, 49, 57};1)	{(21;6), (1;10), (2;7), (35;18), (7;4), (26;1), (54;20), (13;3)}

TABLEAU 5.4 Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo et attribution des *offsets* des VLs pour une table d'ordonnancement avec une réservation au BAG dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la table d'ordonnancement avec *i*) 1 flux XGA ou *ii*) 2 flux VGA dans une proportion de 88% ou de 73%, respectivement.

5.5.3 Distribution des délais des flux vidéo

La distribution du délai est donnée pour le délai source, le délai de traversée du réseau et le délai de bout-en-bout. Des statistiques de délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) sont calculées pour ces trois délais dans le Tableau 5.5. En plus de ces statistiques nous avons extrait également le premier quartile (Q1) qui marque le 25% des valeurs inférieures, la médiane qui marque 50% des valeurs inférieures et le troisième quartile (Q3) pour indiquer 75% des valeurs inférieures pour le flux vidéo XGA comme

illustré dans la Figure 5.7. Les trois allocations (naïve, uniforme et optimale) de la table d'ordonnancement sont appliquées au niveau de l'*end system*.

Le délai source maximal du flux vidéo XGA est de $121.09 \mu s$ avec l'allocation naïve

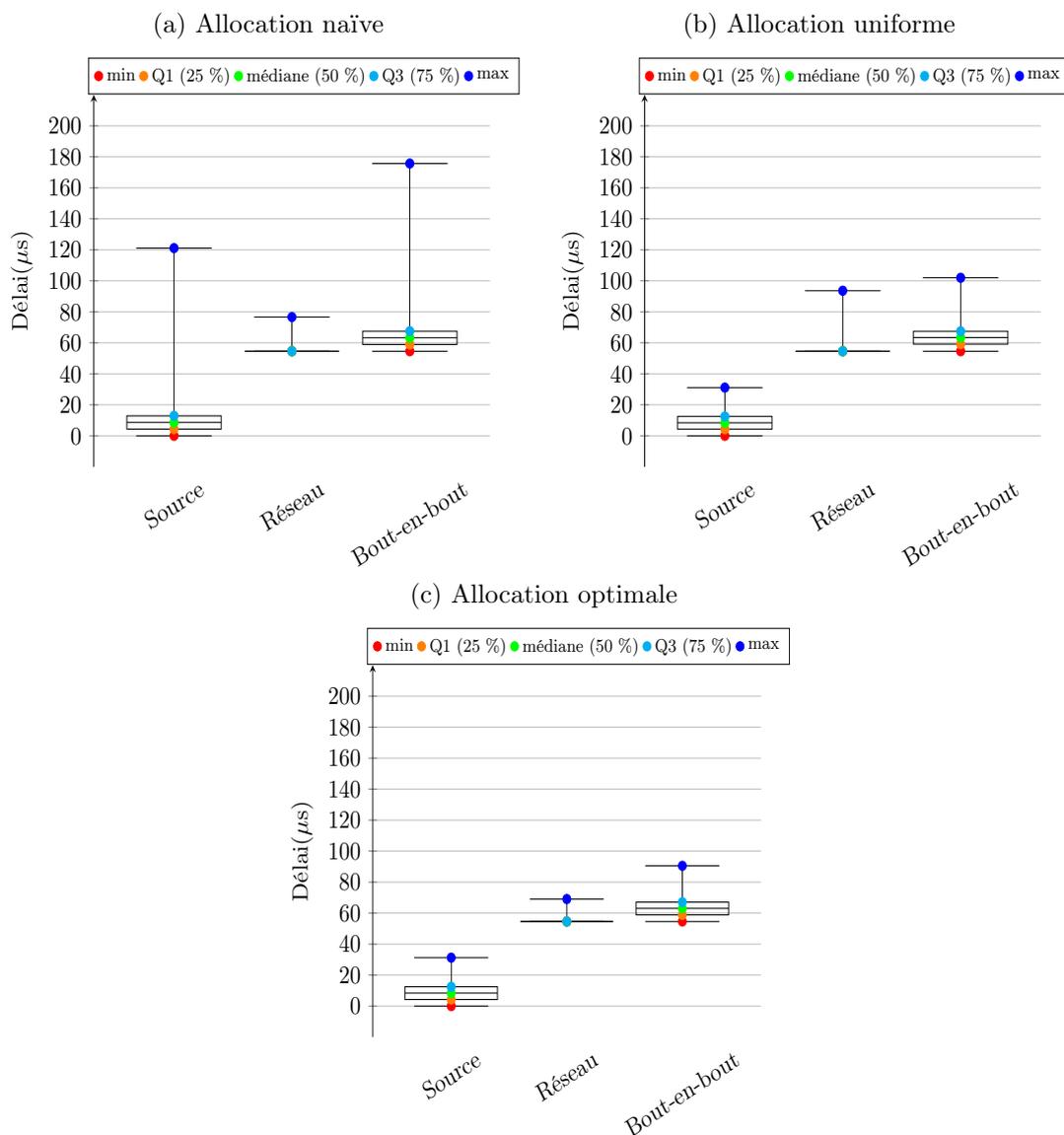


FIGURE 5.7 Statistiques de délai pour le flux vidéo XGA avec des allocations naïve, uniforme et optimale considérant la réservation au BAG des flux avioniques.

et d'environ $31 \mu s$ avec les allocations uniforme et optimale. Dans le cas des 2 flux VGA, le délai source maximal est de $118.94 \mu s$ avec l'allocation naïve et d'environ $46 \mu s$ avec les allocations uniforme et optimale. Ces résultats montrent que le délai source produit par

Flux		Délai naïve (μs)			Délai uniforme (μs)			Délai optimale (μs)			
		Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	
1 XGA	d_{min}	0	54.577	54.576	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	
	d_{moy}	11.18	54.62	175.66	8.62	54.99	63.59	8.61	54.62	63.23	
	d_{max}	121.09	76.62	175.66	31.11	93.61	101.97	31.23	69.06	90.5	
2 VGA	1	d_{min}	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576
		d_{moy}	9.01	54.61	63.64	8.136	54.8	62.92	8.07	54.57	62.72
		d_{max}	92.2	71.98	145.78	31.006	79.089	95.619	30.98	74.13	89.39
	2	d_{min}	15.625	54.576	70.2	15.625	54.576	70.2	15.625	54.576	70.2
		d_{moy}	24.93	54.62	79.58	23.943	54.95	78.66	23.94	54.7	78.43
		d_{max}	118.94	68.95	173.51	46.688	92.22	114.708	46.86	79.08	108.58

TABLEAU 5.5 Délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{99}) pour des flux vidéo pour une table d'ordonnancement avec une réservation au BAG dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec avec *i*) 1 flux XGA ou *ii*) 2 flux VGA.

les allocation uniforme et optimale est plus petit par rapport à l'allocation naïve dans les deux scénarios étudiés.

Une différence importante entre les allocations uniforme et optimale est visible sur le délai de bout-en-bout maximal qui est diminué par l'allocation optimale. Cette différence de délai est due au fait que les VLs ne sont pas répartis de la même façon au niveau du réseau avec les deux allocations. Le délai de bout-en-bout est de 90.5μ pour le flux vidéo XGA et de $108.58 \mu s$ pour les flux VGA, par rapport à une allocation naïve où le délai de bout-en-bout maximal arrive jusque vers $175 \mu s$. Un délai de bout-en-bout réduit permet de diminuer les variations de délai au niveau du récepteur et conduit à une meilleure transmission vidéo.

5.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé plusieurs stratégies d'allocation des flux VL de période $T = BAG$ dans la table d'ordonnancement pour favoriser une bonne transmission vidéo. Ces stratégies, s'appuyant sur des heuristiques de répartition des VLs dans la table ou sur une allocation optimale obtenue par la résolution d'un problème d'optimisation, ont des performances différentes sur le retard à l'émission et sur la variation du délai de bout-en-bout des flux vidéo. Leur performance est en lien direct avec le taux d'utilisation de la table d'ordonnancement.

Les deux heuristiques naïve et uniforme produisent des résultats équivalents dans le cas d'une utilisation de la table d'ordonnancement proche de 100%. La performance des

deux heuristiques est nettement inférieure par rapport à celle de l'allocation optimale. Lorsque l'utilisation de la table est réduite, l'allocation uniforme s'approche de l'optimale. Les résultats de l'allocation naïve restent toujours moins bons par rapport aux deux autres allocations. En pratique, grâce à son temps de calcul réduit, l'allocation uniforme peut représenter un choix plus intéressant pour les industriels pour une application dans des *end systems* moins chargés.

La réservation au BAG considère que les flux avioniques effectuent des demandes d'émission au début de la table d'ordonnancement. Si ces demandes arrivent plus tard, ces flux peuvent manquer leur premier slot réservé et devoir attendre le slot suivant. Ainsi, les flux avioniques peuvent subir un retard maximal à l'émission important. Pour réduire ce retard, la sur-réservation est plus adaptée. Dans le chapitre suivant, nous nous intéressons à l'étude des stratégies d'allocation pour des flux avioniques de période $T > BAG$ dans la table d'ordonnancement avec la sur-réservation des slots pour les flux avioniques.

ORDONNANCEMENT DES FLUX AVIONIQUES PAR SUR-RÉSERVATION AVEC DES FLUX VIDÉO AU NIVEAU DE L'ÉMETTEUR

Dans le chapitre précédent, nous avons déterminé une allocation optimale de la table d'ordonnancement pour une réservation au BAG des flux avioniques. Cette allocation permet de minimiser le retard à l'émission des flux vidéo et de garantir une gigue nulle à la sortie de l'*end system* pour les flux avioniques de période égale au BAG.

A présent, notre objectif principal est d'étudier les allocations possibles dans la table d'ordonnancement en considérant la transmission des flux vidéo et des flux avioniques de période supérieure au BAG. Ces allocations peuvent s'appliquer également dans le cas des flux avioniques émettant au BAG qui ne sont pas synchronisés avec le début de la table d'ordonnancement. Le critère d'évaluation de ces allocations est toujours le même : la gigue nulle des flux avioniques et le retard à l'émission des flux vidéo.

Pour assurer une gigue nulle, nous allons considérer les deux réservations adaptées pour la transmission des flux avioniques de période $T > BAG$: la sur-réservation harmonique et la sur-réservation par colonne. A partir de ces sur-réservations, nous allons chercher à minimiser le retard d'émission des flux vidéo pour déterminer l'allocation optimale.

Un aspect important à prendre en considération dans le cas d'une sur-réservation de la table d'ordonnancement est de trouver un compromis entre le facteur de redondance de la sur-réservation pour les flux avioniques et la bande passante disponible pour les flux vidéo. Offrir un nombre important de slots aux flux avioniques peut maintenir réduit leur retard à l'émission, mais en même temps peut être pénalisant pour les flux vidéo qui devront utiliser des résolutions d'écran diminuées. Une discussion autour de cet aspect

sera réalisée dans ce chapitre.

6.1 Construction de la table d'ordonnement pour la transmission de la vidéo et des flux avioniques de période $T > BAG$

La construction de la table d'ordonnement pour des flux vidéo et des flux avioniques de période $T > BAG$ s'appuie sur les mêmes principes définis pour les flux avioniques de période égale au BAG. Les flux avioniques sont toujours prioritaires par rapport aux flux vidéo et sont soumis à des contraintes de gigue nulle et de retard à l'émission réduit. Pour assurer ces contraintes, nous avons proposée au chapitre 4 une sur-réservation des slots dans la table d'ordonnement pour les flux avioniques de période $T > BAG$. En considérant cette sur-réservation, il est nécessaire de décider comment placer les flux avioniques dans la table pour assurer un retard à l'émission réduit pour les flux vidéo également. La sur-réservation de la table d'ordonnement pour les flux avioniques diminue la bande passante disponible pour les flux vidéo et en conséquence la résolution d'écran de la vidéo à transmettre. Avant de décider de la stratégie d'allocation des slots dans la table, il est important d'établir les quantités de bande passante à réserver pour les deux types de flux. Le rapport entre ces quantités dépend du facteur de redondance et des durées de BAG des VLs. La quantité de bande passante correspondant aux flux vidéo peut être déterminée à partir de ces paramètres.

6.1.1 Condition nécessaire à l'émission de flux vidéo sur un *end system* avec sur-réservation

Dans le chapitre précédent, nous avons vu que le nombre de trames vidéo qui peuvent être transmises sur la durée de la table d'ordonnement peut être exprimé en fonction du nombre de slots réservés pour les flux avioniques. Pour garantir la transmission de toutes les trames vidéo, il est nécessaire d'assurer que le nombre de demandes d'émission ne dépasse pas les slots disponibles dans la table. Pour cela, il faut déterminer la période minimale des trames vidéo qui respecte l'utilisation des slots disponibles.

La période P_{v_i} de chaque flux vidéo v_i de l'ensemble de flux vidéo, \mathcal{V} , est calculée pour une réservation harmonique conformément à l'ensemble d'équations équivalentes (6.1) - (6.3). L'équation (6.1) limite le nombre de trames vidéo émises sur la durée de la table au nombre de slots disponibles après réservation des VLs. Dans le cas d'une sur-réservation harmonique, le nombre de slots réservés à un VL est déterminé comme la

division de la totalité de lignes de la table sur la durée de BAG du VL qui est multipliée par le facteur de redondance r . Nous rappelons que le facteur de redondance permet de diviser l'intervalle de réservation au BAG des VLs dans des intervalles plus fréquentes de sur-réservation des slots la table d'ordonnement. Le nombre de trames vidéo dépend de la période d'émission des flux vidéo (équation (6.2)).

$$N_V \leq N - \sum_{a_i \in \mathcal{A}} \frac{L}{\frac{BAG_{a_i}}{r_{a_i}}}, r_{a_i} \leq BAG_{a_i} \quad (6.1)$$

$$\Leftrightarrow (C \times L \times D_s) \sum_{v_i \in \mathcal{V}} \frac{1}{P_{v_i}} \leq C \times L - L \times \sum_{a_i \in \mathcal{A}} \frac{r_{a_i}}{BAG_{a_i}} \quad (6.2)$$

$$\Leftrightarrow \boxed{\sum_{v_i \in \mathcal{V}} \frac{1}{P_{v_i}} \leq \frac{C - \sum_{a_i \in \mathcal{A}} \frac{r_{a_i}}{BAG_{a_i}}}{C} \frac{1}{D_s}} \quad (6.3)$$

La condition nécessaire d'admission des flux vidéo dans la table d'ordonnement qui détermine la période d'émission des flux vidéo est donnée par l'équation (6.3). Pour une réservation harmonique, la période d'émission des flux vidéo dépend donc du nombre de flux avioniques A , de la durée de BAG des VLs et du facteur de redondance r , du nombre de colonnes C de la table et de la durée du slot D_s .

Dans le cas particulier ou $r = BAG$, la condition pour une période d'émission vidéo minimale est exprimée par l'équation (6.4). Dans ce cas, une colonne entière de la table est réservée pour chaque VL.

$$\boxed{\sum_{v_i \in \mathcal{V}} \frac{1}{P_{v_i}} \leq \frac{C - A}{C} \frac{1}{D_s}} \quad (6.4)$$

Avant de décider d'une stratégie d'ordonnement dans la table, il est important d'assurer que cette condition soit respectée pour prévenir le débordement de la table. Conformément à cette condition, la période d'émission dépend du facteur de redondance de la réservation harmonique. Nous allons analyser maintenant comment choisir ce facteur de redondance pour ne pas pénaliser la bande passante dédiée aux flux vidéo.

6.1.2 Analyse du partage de la bande passante

Pour illustrer l'impact du facteur de redondance sur le nombre des slots dédiés aux flux vidéo, nous considérons le cas d'un *end system* émettant 8 flux avioniques de période supérieure au BAG. Nous considérons que ces flux sont strictement périodiques et que

leur émission est synchronisée avec le début de la table d'ordonnement.

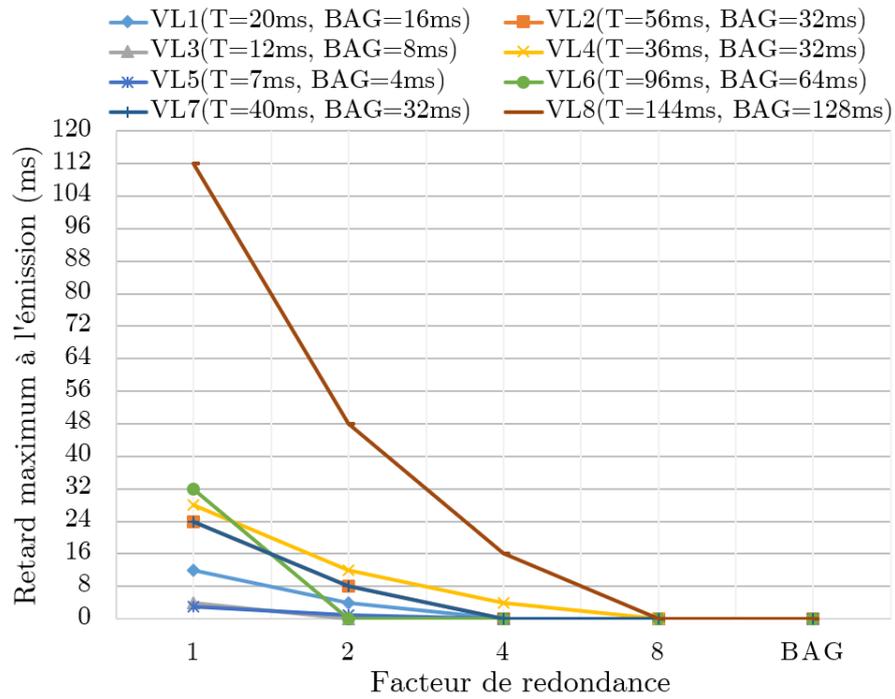


FIGURE 6.1 Retard maximum à l'émission des flux avioniques de période $T > BAG$ pour différentes valeurs du facteur de redondance r .

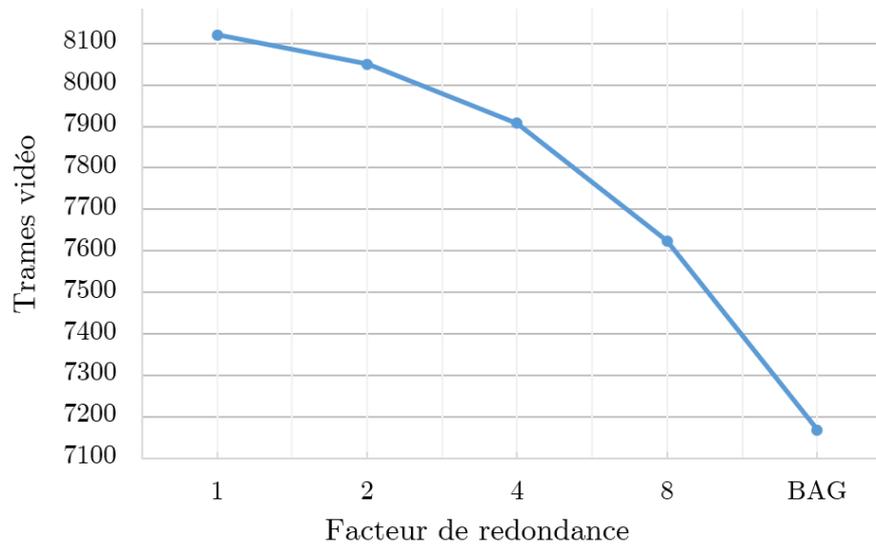


FIGURE 6.2 Nombre maximum de trames vidéo dans la table d'ordonnement pour différentes valeurs du facteur de redondance r des 8 VLs .

Dans la Figure 6.1, le retard maximal à l'émission de 8 flux avioniques est mesuré pour différentes valeurs du facteur de redondance. Les demandes d'émission des 8 flux avioniques sont synchronisées avec le début de la table d'ordonnancement. L'allocation de slots aux VLs commence sur la première ligne de la table. Les facteurs de redondance ont été choisis pour une division entière de la valeur de BAG. Plus le facteur de redondance est élevé, plus le retard à l'émission des 8 flux avioniques diminue. Pour cette configuration de l'*end system*, le nombre de trames vidéo qui peuvent être transmises par la table d'ordonnancement est donné dans la Figure 6.2. Un facteur de redondance égale à 1 correspond à une réservation au BAG qui permet la transmission d'un nombre maximal de trames vidéo. Ce nombre de trames vidéo est diminué avec l'augmentation du facteur de redondance. Si le facteur de redondance arrive à la même valeur que le BAG du VL, cela correspond à une réservation par colonne et produit un retard à l'émission proche de 0 pour les flux avioniques. Le nombre minimal de 7168 trames vidéo est atteint dans ce cas.

Dans cette étude, nous avons considéré la transmission des flux vidéo qui respectent les spécifications ADVB. Le Tableau 6.1 donne le nombre de slots de la table d'ordonnancement nécessaires à la transmission d'un flux de chaque résolution d'écran possible. Pour la transmission d'un seul flux vidéo à partir d'un *end system* source de 8 VLs comme celui de l'exemple précédent, la sur-réservation de la table d'ordonnancement ne produit aucun impact sur la résolution du flux vidéo. Une sur-réservation par colonne dans ce cas donne 7168 slots pour les flux vidéo, ce qui est au-dessus de la limite requise pour la majorité des résolutions possibles. Même la transmission de deux flux de résolution inférieure à XGA est toujours possible. Par contre, dans le cas d'un *end system* avec un nombre plus important de VLs, pour garder ces mêmes résolutions d'écran il est nécessaire de diminuer le facteur de redondance.

Résolution écran (pixels × pixels)	Bande passante (Mbps)	Période (μs)	Nombre de trames AFDX/s	Nombre de trames AFDX/table
QVGA(320 × 240)	93	129.8	7 704	987
VGA(640 × 480)	280	43.35	23 064	2 953
SVGA(800 × 600)	350	34.69	28 824	3 690
XGA(1024 × 768)	672	18.076	55 320	7 082

TABLEAU 6.1 Nombre de trames AFDX requise sur la durée de la table pour différentes résolutions d'écran vidéo.

Cette analyse nous a permis d'établir un lien entre le nombre de trames avioniques

et le facteur de redondance de la réservation des slots dans la table d'ordonnancement. Dans le choix de la réservation de table, il est nécessaire de trouver un compromis entre la réduction du retard à l'émission des trames avioniques et la quantité de vidéo à transmettre. Dans la suite de cette étude, nous allons considérer différents facteurs de redondance dans nos propositions d'allocation de table. Des flux de type ADVB avec un impact réduit du facteur de redondance sur leur résolution seront considérés, mais également des flux vidéo avec une demande plus importante d'émission que les flux ADVB.

6.2 Stratégies d'allocation des slots pour les flux avioniques de période $T > BAG$ et flux vidéo

Au chapitre 4, nous avons proposé une méthode de réservation harmonique des VLs dans la table d'ordonnancement par sur-réservation des slots à des intervalles plus fréquents que le BAG du VL. Ainsi, une gigue nulle des VLs et un retard réduit des flux avioniques sont assurés.

Dans ce chapitre, nous nous intéressons à la transmission vidéo avec une telle réservation. Il est nécessaire de décider sur quelles colonnes de la table d'ordonnancement placer les slots dédiés aux flux avioniques. La répartition des colonnes aux VLs ne produit aucun effet sur leur gigue, mais peut avoir un impact direct sur le retard à l'émission des flux vidéo. Comme dans le cas des flux avioniques de période égale au BAG, nous allons nous intéresser à chercher des allocations possibles pour réserver des colonnes aux VLs et à évaluer leur effet sur le retard maximum à l'émission des flux vidéo.

D'abord nous allons donner deux heuristiques pour une allocation naïve et uniforme. Ces heuristiques sont similaires à celles considérées auparavant pour les flux avioniques de période égale au BAG. Ensuite, nous proposons une allocation optimale qui minimise le retard maximum des flux vidéo en considérant une réservation harmonique des slots pour les VLs.

6.2.1 Heuristique pour une allocation naïve

La première allocation est une allocation naïve qui permet de placer les colonnes sur-réservées aux VLs au début de la table. Ces slots sont attribués aux VLs conformément à la réservation harmonique ou à la sur-réservation par colonne. Un écart d'une colonne est gardé entre deux colonnes attribuées aux VLs. Le reste des slots est disponible à la transmission des flux vidéo.

L'heuristique d'allocation naïve pour une réservation harmonique est implantée par

l'algorithme 3 (cf. Annexe B). Cet algorithme reprend le raisonnement de l'algorithme 1 pour une allocation naïve avec réservation au BAG décrit dans la section 5.2. Dans le cas d'une réservation harmonique, il est nécessaire d'introduire le facteur de redondance r pour la sur-réservation des slots aux VLs par colonne.

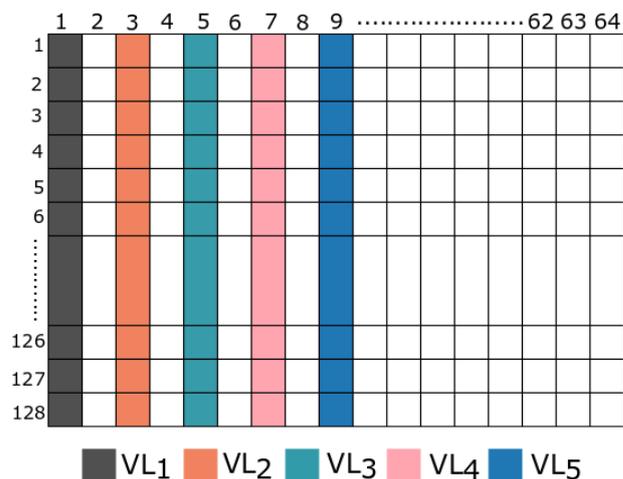


FIGURE 6.3 Table d'ordonnement avec l'heuristique d'allocation naïve pour une sur-réservation par colonne

L'allocation naïve est illustrée dans la Figure 6.3 pour une sur-réservation par colonne où 5 VLs sont placés dans la table d'ordonnement avec un écart d'une colonne entre deux colonnes successives attribuées aux VLs.

6.2.2 Heuristique pour une allocation uniforme

La deuxième allocation consiste à distribuer uniformément les colonnes où des slots sont réservés aux VLs sur toute la largeur de la table d'ordonnement. Ainsi, l'écart entre les colonnes assignées aux VLs dépend du nombre de VLs et est donné par le nombre total de colonnes divisé par le nombre de VLs. Le choix d'association des VLs aux colonnes est toujours arbitraire. Nous avons montré au chapitre 5 que le retard maximum à l'émission des flux vidéo n'est pas influencé par l'ordre des VLs associés aux colonnes.

L'algorithme 4 (cf. Annexe C) décrit l'heuristique d'allocation uniforme pour la réservation harmonique de manière similaire à l'algorithme 3. L'intervalle entre deux allocations successives de colonnes aux VLs est donné par la division entière du nombre des colonnes par le nombre de VLs.

La Figure 6.4 présente un exemple d'allocation uniforme pour une sur-réservation

par colonne des 5 VLs. Avec l'allocation uniforme, les colonnes attribuées à ces VLs sont placés de manière uniforme toutes les 12 ou 13 colonnes, conduisant à l'occupation des colonnes {2, 17, 29, 41, 54} de la table d'ordonnement.

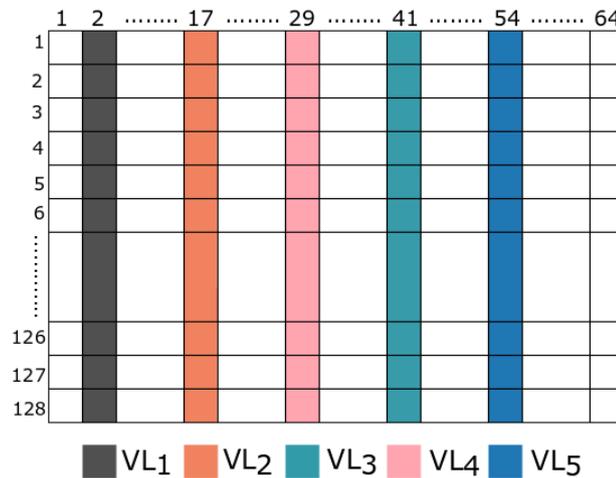


FIGURE 6.4 Table d'ordonnement avec l'heuristique d'allocation uniforme pour une sur-réserve par colonne. 5 VLs sont distribués uniformément sur les colonnes {2, 17, 29, 41, 54}.

Ces heuristiques seront comparées avec une allocation optimale. La formulation du problème d'optimisation dont l'objectif est de minimiser le retard maximal à l'émission des flux vidéo pour une réservation harmonique est donnée par la suite.

6.3 Optimisation de l'allocation de table avec une réservation harmonique

Dans le chapitre précédent, nous avons formulé le problème d'optimisation d'allocation de la table pour une réservation au BAG. Dans le cas d'une réservation harmonique, nous allons nous rapporter à cette première formulation. Le principale paramètre qui est modifié pour une réservation harmonique est l'intervalle considéré entre deux attributions de slot pour un même VL. Cet intervalle qui était égal à la durée de BAG pour la réservation au BAG, est maintenant diminué par l'introduction du facteur de redondance r . Le nouvel intervalle devient $\frac{BAG_{a_i}}{r_{a_i}}$ pour un VL avionique $a_i \in \mathcal{A}$.

6.3.1 Notations et variables du problème

Les mêmes notations et variables définies au chapitre 5 sont utilisées. La liste des notations est rappelée dans le Tableau 6.2 :

Symbole	Description
D_s	Durée d'un slot
N	Nombre de slots de la table d'ordonnancement
L	Nombre de lignes de la table
C	Nombre de colonnes de la table
\mathcal{A}	Ensemble de flux avioniques émis par un <i>end system</i>
A	Nombre de VLs avioniques dans l'ensemble \mathcal{A}
\mathcal{V}	Ensemble de flux vidéo émis par un <i>end system</i>
V	Nombre de flux vidéo dans l'ensemble \mathcal{V}
P_{v_i}	Période d'émission d'un flux vidéo $v_i \in \mathcal{V}$
N_V	Nombre total de trames émises par tous les flux vidéo de \mathcal{V} sur la durée de la table
N_{sA}	Nombre total de slots affectés aux VLs dans \mathcal{A} sur la durée de la table
$N_{s_{a_i}}$	Nombre de slots affectés à un VL $a_i \in \mathcal{A}$ sur la durée de la table
BAG_{a_i}	Ensemble d'entiers correspondant à la durée de BAG de chaque VL $a_i \in \mathcal{A}$. BAG_{a_i} peut prendre des valeurs dans l'ensemble de puissances de 2 : $\{1, 2, 4, \dots, 128\}$ ms correspondant au BAG
r_{a_i}	Facteur de redondance utilisé pour réduire l'intervalle de réservation de slots du VL $a_i \in \mathcal{A}$. r_{a_i} peut prendre des valeurs dans l'ensemble de diviseurs du BAG_{a_i}
δ^i	Retard à l'émission de la i^{me} trame vidéo émise sur la durée de la table

TABLEAU 6.2 Notations utilisées pour modéliser le problème d'optimisation

Les variables de décision associées à chaque type de flux sont reprises également :

1. Pour chaque trame vidéo i , $\{x_i\}_{i \in [1..N_V]}$ prenant des valeurs dans l'ensemble $\{1..N\}$ donne le numéro de slot auquel la trame i est affectée.
2. Pour les flux avion, deux variables de décision sont définies :
 - une variable de décision $\{y_j\}_{j \in [1..A]}$ prenant des valeurs dans l'ensemble entier $\{1..C\}$ donne l'indice de la colonne réservée au VL a_j .
 - une variable de décision $\{w_{jk}\}_{j \in [1..A], k \in [1..N_{s_{a_j}}]}$ avec des valeurs dans l'ensemble $\{1..N\}$ définit tous les slots réservés aux flux avioniques. Chaque VL représenté par j peut recevoir un nombre de slots représentés par k .

Chaque VL est représenté par une seule variable y_j . Chaque slot réservé par un flux

avionique est représenté par une variable w_{jk} , alors que chaque trame vidéo est représentée par une variable x_i .

Les dates d'émission des trames vidéo sont représentées par l'ensemble ordonné $\{d_i\}_{i \in [1..N_V]}$. Chaque d_i représente le numéro de slot où la trame vidéo i fait une demande d'émission. Les valeurs possibles de d_i se trouvent dans l'ensemble de slots de la table $\{1..N\}$.

6.3.2 Fonction objectif

L'objectif du problème d'optimisation est de minimiser le retard maximum à l'émission pour toutes les trames vidéo. Le retard à l'émission est dénoté par $\delta_i = x_i - d_i$ et représente le nombre de slots entiers entre la date de demande d'émission et la date du slot alloué pour la transmission de la trame vidéo i .

$$\text{Minimize } \max_{i \in [1..N_V]} \delta_i \quad (6.5)$$

6.3.3 Contraintes du problème

Les contraintes du problème restent les mêmes que celles définies pour la réservation au BAG.

- Les VLs et les flux vidéo ne peuvent pas transmettre dans le même slot.
- Une trame vidéo ne peut pas obtenir un slot avant sa date d'émission.
- L'ordre des trames dans le temps est préservé.
- Un VL peut recevoir des slots sur une seule colonne de la table d'ordonnancement. Pour une réservation harmonique, les slots alloués au même VL sont séparés par la durée de BAG du VL divisée par le facteur de redondance correspondant.
- Au plus, un seul VL peut occuper une colonne de la table.

6.3.4 Formulation du problème

Modèle mathématique pour la réservation harmonique (MCTS-H)

La formulation mathématique pour une réservation harmonique, nommée MCTS-H, est donnée par la suite.

$$\text{Minimize } \max_{i \in [1..N_V]} (x_i - d_i)$$

Sous contraintes :

$$x_i > x_j, i > j, \forall i, j \in [1..N_V] \quad (6.6)$$

$$x_i \geq d_i, \forall i \in [1..N_V] \quad (6.7)$$

$$x_i \neq w_{jk}, \forall i \in [1..N_V], \forall j \in [1..A], \forall k \in [1..Ns_{a_j}] \quad (6.8)$$

$$w_{jk} - w_{j,k+1} = \frac{BAG_{a_j}}{r_{a_j}} \times C, \forall j \in [1..A], \forall k \in [1..Ns_{a_j}] \quad (6.9)$$

$$w_{jk} \bmod C \neq w_{iq} \bmod C, j \neq i, \forall j \in [1..A], \forall k \in [1..Ns_{a_j}], \\ \forall i \in [1..A], \forall q \in [1..Ns_{a_i}] \quad (6.10)$$

$$y_j = w_{jk} \bmod C, \forall j \in [1..A], \forall k \in [1..Ns_{a_j}] \quad (6.11)$$

Les contraintes de l'équation (6.6) assurent qu'un slot de la table peut être affecté à une seule trame vidéo et que l'ordre des trames dans le temps est préservé. L'équation (6.7) précise qu'une trame vidéo ne peut pas obtenir de slot avant sa demande d'émission.

L'équation (6.8) assure qu'une trame vidéo et une trame avionique ne peuvent pas recevoir le même slot. Les équations (6.9) et (6.10) assurent qu'un VL peut obtenir des slots sur la même colonne (*modulo C*) séparés par un intervalle correspondant à la division de sa durée de BAG et le facteur de redondance. Finalement, l'équation (6.11) permet de récupérer les colonnes occupées par les VLs. Les dimensions du problème sont données par le nombre de slots de la table N , le nombre de VLs A et le nombre de slots nécessaires à chaque VL (en fonction de son BAG et du facteur de redondance).

Exemple d'allocation avec MCTS-H

Un exemple d'allocation pour la réservation harmonique est présenté dans la Figure 6.5 : 3 VLs de BAG de 1, 8 et 4 ms sont placés dans une table d'ordonnancement de dimensions 8×8 avec des facteurs de redondance de 1, 4 et 2. Par conséquent, il est nécessaire de réserver 16 slots pour les 3 VLs. Les données du problème sont les suivantes :

- Nombre de flux avion $A = 3$
- Nombre de lignes $L = 8$
- Nombre de colonnes $C = 8$
- Nombre de slots $N = 64$
- Durée de BAG des VLs $BAG_{ai} = [1 \ 8 \ 4]$
- Facteur de redondance $r_{ai} = [1 \ 4 \ 2]$
- Nouvel intervalle de réservation $\frac{BAG_{ai}}{r_{ai}} = [1 \ 2 \ 2]$
- Nombre de slots par VL $Ns_{ai} = [8 \ 4 \ 4]$
- Nombre de trames vidéo $N_V = 48$

de la colonne réservée à chaque VL. La durée de BAG de chaque VL n'est pas prise en compte car le VL reçoit tous les slots de cette même colonne.

6.4.1 Formulation mathématique

Variables du problème

Seulement deux types de variables de décision sont utilisées dans la formulation du problème :

- la variable de décision $\{x_i\}_{i \in [1..N_V]}$ qui représente le numéro de slot de la trame vidéo i . Elle prend des valeurs dans l'ensemble de slots $\{1..N\}$.
- la variable de décision $\{y_j\}_{j \in [1..A]}$ qui représente l'indice de la colonne réservée au flux a_j . Cette variable prend des valeurs dans l'ensemble d'entiers $\{1..C\}$.

Chaque VL est représenté par une seule variable y_j et chaque trame vidéo est représentée par une variable x_i .

Modèle mathématique pour $r = BAG$ (MCTS-C)

Le problème mathématique suivant a été formulé pour le cas où une colonne entière est réservée pour un VL. Ce modèle est nommé MCTS-C.

$$\text{Minimize } \max_{i \in [1..N_V]} (x_i - d_i)$$

Sous contraintes :

$$x_i > x_j, i > j, \quad \forall i, j \in [1..N_V] \quad (6.12)$$

$$x_i \geq d_i, \quad \forall i \in [1..N_V] \quad (6.13)$$

$$\begin{aligned} x_i &\neq y_j + (l - 1) \times C, \forall i \in [1..N_V], \forall j \in [1..A], \forall l \in [1..L] \\ y_j &> y_k, j > k, \forall j, k \in [1..A] \end{aligned} \quad (6.14)$$

Les contraintes de l'équation (6.12) assurent qu'un slot de la table peut être affecté à une seule trame vidéo. L'équation (6.13) précise qu'une trame vidéo ne peut pas obtenir de slot avant sa demande d'émission.

L'équation (6.14) assure qu'un VL peut recevoir des slots sur une seule colonne de la table. Les slots de cette colonne ne peuvent plus être affectés à d'autres VLs ou à une trame vidéo. Les dimensions de ce problème sont données par le nombre de VLs, A et le nombre N_V de trames vidéo à répartir dans la table.

Exemple d'allocation avec MCTS-C

Un exemple d'allocation optimale avec MCTS-C est présenté dans la Figure 6.7 qui permet de placer 3 VLs dans une table d'ordonnement de dimensions 8×8 . Les données du problème sont les suivantes :

- Nombre de flux avion $A = 3$
- Nombre de lignes $L = 8$
- Nombre de colonnes $C = 8$
- Nombre de slots $N = 64$
- Nombre de trames vidéo $N_V = 40$
- Dates d'émission des trames vidéo

$d = [1\ 3\ 5\ 6\ 8\ 9\ 11\ 13\ 14\ 16\ 17\ 19\ 21\ 22\ 24\ 25\ 27\ 29\ 30\ 32\ 33\ 35\ 37\ 38\ 40\ 41\ 43\ 45\ 46\ 48\ 49\ 51\ 53\ 54\ 56\ 57\ 59\ 61\ 62\ 64]$

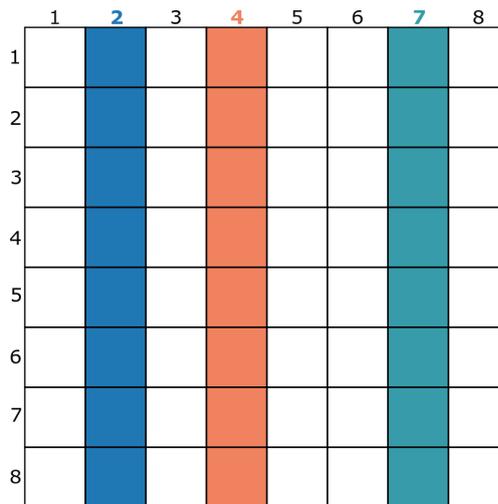


FIGURE 6.7 Table d'ordonnement avec une réservation par colonne de type MCTS-C

Par la résolution du problème MCTS-C, l'allocation qui minimise le retard maximum à l'émission est donnée par les variables $y = [2\ 4\ 7]$ et $x = [1\ 3\ 5\ 6\ 8\ 9\ 11\ 13\ 14\ 16\ 17\ 19\ 21\ 22\ 24\ 25\ 27\ 29\ 30\ 32\ 33\ 35\ 37\ 38\ 40\ 41\ 43\ 45\ 46\ 48\ 49\ 51\ 53\ 54\ 56\ 57\ 59\ 61\ 62\ 64]$ comme dans la figure 6.8. Par conséquent, les VLs sont placés sur les colonnes 2, 4, 7 pour une fonction objectif égale à 0. Les slots qui restent sont assignés aux trames vidéo.

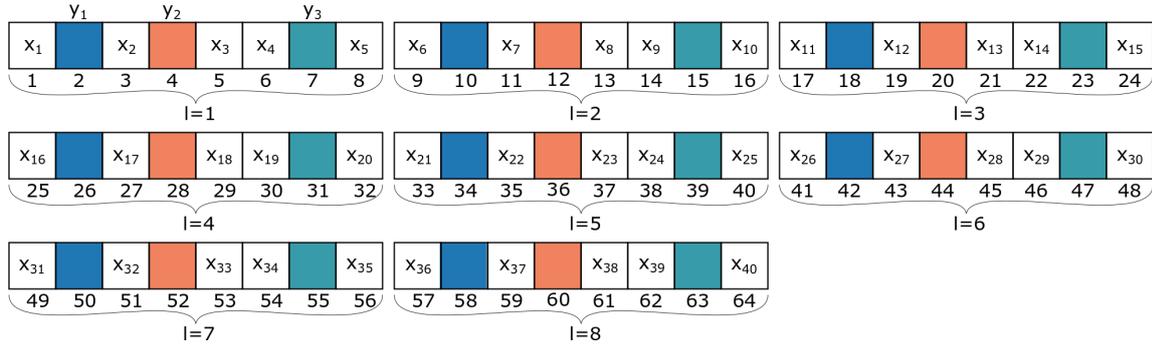


FIGURE 6.8 Exemple d'allocation optimale pour une réservation par colonne avec le problème MCTS-C

6.5 Mesure du retard maximal à l'émission des flux vidéo

Pour évaluer la performance de différentes stratégies d'allocation des slots dans la table d'ordonnancement proposées dans ce chapitre pour les flux avioniques de période supérieure au BAG, nous mesurons le retard maximal à l'émission des flux vidéo. Les programmes mathématiques MCTS-H et MCTS-C définis pour une allocation optimale avec réservation harmonique et sur-réservation par colonne sont résolus avec CPLEX. Le retard maximal à l'émission résultant de l'allocation optimale et des deux heuristiques naïve et uniforme est comparé pour des configurations de table d'ordonnancement avec un nombre variable de flux avioniques et vidéo.

6.5.1 Définition des scénarios

Dans notre évaluation, nous étudions l'impact des stratégies d'allocation pour différentes configurations de table d'ordonnancement d'un *end system* source des flux avioniques et vidéo. Chaque scénario considère entre 3 et 20 flux avioniques qui partagent la table d'ordonnancement avec un ou deux flux vidéo. Dans chaque scénario, les flux avioniques sont transportés par des VLs caractérisés par des durées de BAG de 16, 32, 64 et 128 ms. Les flux avioniques ont une période d'émission supérieure au BAG et l'attribution des slots pour ces flux se fait conformément à la réservation harmonique où à la sur-réservation par colonne. Les flux vidéo peuvent recevoir les slots restants. En fonction du nombre des trames vidéo pouvant être transmises dans les slots restants, la période d'émission vidéo minimale est déterminée pour chaque scénario afin de garantir une utilisation très proche de 100% de la capacité de la table d'ordonnancement.

Dans le cas de la transmission de deux flux vidéo, nous supposons que les deux flux

vidéo commencent à émettre leurs trames simultanément avec la même période d'émission. Comme les flux ne peuvent pas partager le même slot dans la table, un des deux flux doit attendre le slot d'après et, de ce fait, subir un retard à l'émission plus important. Par conséquent, le retard à l'émission attendu ne peut pas être inférieur au nombre de flux vidéo multiplié par la durée de slot.

Pour une réservation harmonique, les scénarios étudiés considèrent des facteurs de redondance de 2, 4 ou égal au BAG pour la sur-réserve des slots des VLs. Les résultats de l'allocation optimale avec MCTS-H ou MCTS-C sont comparés à ceux obtenus par les deux heuristiques naïve et uniforme.

6.5.2 Résultats : retard vidéo maximum à l'émission

Le retard maximal à l'émission des flux vidéo, exprimé en nombre de slots, est calculé pour chaque scénario pour une réservation harmonique et par colonne dans les Tableaux 6.3 et 6.4. Les allocations naïve, uniforme et optimale sont étudiées ici. L'allocation optimale est obtenue d'abord avec le problème MCTS-H. Si $r = BAG$, le problème MCTS-C est appliqué pour montrer sa moindre complexité.

Résultats pour une réservation harmonique avec MCTS-H

Le Tableau 6.3 donne le retard maximal à l'émission (exprimé en nombre de slots) des flux vidéo pour une réservation harmonique avec un facteur de redondance de 2, 4 ou égal au BAG.

Avec l'allocation optimale, ce retard est égal à la durée d'un slot si un seul flux vidéo est émis par l'*end system* source et à la durée de 2 slots si deux flux vidéo sont émis simultanément par l'*end system* pour la majorité des scénarios étudiés. Ces résultats sont similaires à ceux présentés dans le chapitre précédent dans le cas d'une réservation au BAG pour les flux avioniques de période égale au BAG (cf. chapitre 5, Tableau 5.2, page 121) considérant également une utilisation proche de 100% de la table. La différence majeure de la réservation harmonique par rapport à la première consiste dans l'introduction du facteur de redondance qui permet d'augmenter le nombre de slots réservés aux flux avioniques. D'après les résultats du Tableau 6.3, la variation du facteur de redondance ne produit pas d'effet visible sur le retard à l'émission des flux vidéo obtenu avec l'allocation optimale. Le facteur de redondance est directement lié à la quantité de données vidéo qui peuvent être transmises sur la durée de la table d'ordonnement. Pour une table d'ordonnement utilisée à sa capacité maximale, il est possible de garantir un retard maximal à l'émission des flux vidéo qui dépend du nombre de ces flux.

Flux vidéo		Flux avioniques	3	5	8	10	15	20
		BAG(ms)	32	32	32 64	32 64	32, 64, 32,	32, 64, 32,
			64	64	32 128	32 128	128, 32, 64,	128, 32, 64,
			32	32	32 64	32 64	32, 64, 128,	32, 64, 128,
				128	32 64	32 64	32, 32, 64,	32, 32, 64,
				32		128 32	32, 64, 32	32, 64, 32, 64, 64, 64, 16, 16
		r=2						
1	Nbr. de trames vidéo		8172	8162	8146	8136	8104	8060
	Période vidéo (μ s)		15.67	15.685	15.715	15.74	15.8	15.89
	Optimale	Retard	1	1	1	1	1	1
		Durée	1h35min	1h28min	1h32min	1h29min	28h42min	29h33min
	Naïve	Retard	3	5	8	10	15	20
Uniforme	Retard	3	5	8	9	15	20	
2	Période vidéo (μ s)		31.34	31.37	31.43	31.48	31.6	31.78
	Optimale	Retard	2	2	2	2	2	-
		Durée	1h27min	1h28min	1h53min	1h28min	13h8min	>1 jour
	Naïve	Retard	4	6	9	11	16	21
	Uniforme	Retard	4	6	9	11	16	21
		r=4						
1	Nbr. de trames vidéo		8152	8132	8100	8080	8016	7928
	Période vidéo (μ s)		15.71	15.75	15.81	15.85	15.97	16.15
	Optimale	Retard	1	1	1	1	1	-
		Durée	1h28min	1h29min	1h28min	1h31min	1h28min	>1 jour
	Naïve	Retard	3	5	8	10	15	20
Uniforme	Retard	3	5	7	10	14	19	
2	Période vidéo (μ s)		31.42	31.5	31.62	31.7	31.94	32.3
	Optimale	Retard	2	2	2	2	2	-
		Durée	1h30min	1h29min	1h29min	1h31min	1h29min	>1 jour
	Naïve	Retard	4	6	9	11	16	21
	Uniforme	Retard	4	6	8	11	15	20
		r=BAG						
1	Nbr. de trames vidéo		7805	7552	7167	6912	6244	5632
	Période vidéo (μ s)		16.4	16.95	17.86	18.52	20.5	22.73
	Optimale	Retard	1	1	1	1	2	1
		Durée	>1 jour	>1 jour				
	Naïve	Retard	3	5	7	9	11	12
Uniforme	Retard	2	2	1	2	2	3	
2	Période vidéo (μ s)		32.8	33.95	35.72	37.04	41	45.46
	Optimale	Retard	2	3	3	3	3	3
		Durée	>1 jour	>1 jour				
	Naïve	Retard	4	6	9	10	12	12
	Uniforme	Retard	3	3	3	3	4	4

TABLEAU 6.3 Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) pour 1 et 2 flux vidéo avec la réservation harmonique des VLs. Les résultats optimaux sont obtenu suite à la résolution du programme MCTS-H en CPLEX. La période minimale des flux vidéo est calculée pour le nombre maximum des slots disponibles dans la table d'ordonnement après allocation des VLs.

Les résultats des deux heuristiques pour une allocation naïve et uniforme sont donnés également. Le retard maximal à l'émission des flux vidéo obtenu avec ces heuristiques est beaucoup plus grand par rapport à l'allocation optimale dans le cas d'une utilisation de table proche de 100% de sa capacité comme vu au chapitre 5.

Dans le cas d'une réservation par colonne ($r = BAG$), l'allocation uniforme s'approche de celle optimale. L'avantage de l'application de ces heuristiques est leur durée d'exécution courte (entre 1 et 2 minutes), alors que l'exécution du programme d'optimisation en CPLEX est très variable : autour de 1h30 minutes pour la plupart des scénarios jusqu'à un ou plusieurs jours si le nombre des VLs est grand. Ce cas particulier est étudié plus en détail avec la formulation pour allocation par colonne, MCTS-C.

Résultats pour une réservation par colonne avec MCTS-C

Flux vidéo	Flux avioniques	3	5	8	10	15	20	
	BAG(ms)	32 64 32	32 64 32 128 32	32 64 32 128 32 64 32 64 32 64	32 64 32 128 32 64 32 64 128 32	32, 64, 32, 128, 32, 64, 32, 64, 128, 32, 32, 64, 32, 64, 32	32, 64, 32, 128, 32, 64, 32, 64, 128, 32, 32, 64, 32, 64, 32, 64, 64, 64, 16, 16	
	r=BAG							
1	Nbr. de trames vidéo	7805	7552	7167	6912	6244	5632	
	Période vidéo (μs)	16.4	16.95	17.86	18.52	20.5	22.73	
	Optimale	Retard	1	1	1	1	2	1
		Durée	1h35min	2h29min	6h26min	6h10min	34h27min	2h42min
	Naïve	Retard	3	5	7	9	11	12
Uniforme	Retard	2	2	1	2	2	3	
2	Période vidéo (μs)	32.8	33.95	35.72	37.04	41	45.46	
	Optimale	Retard	2	3	3	3	3	3
		Durée	1h39min	4h15min	6h52min	15h27min	51h2min	172h40min
	Naïve	Retard	4	6	9	10	12	12
Uniforme	Retard	3	3	3	3	4	4	

TABLEAU 6.4 Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) pour 1 et 2 flux vidéo avec la réservation par colonne des VLs. Les résultats optimaux sont obtenu suite à la résolution du programme MCTS-C en CPLEX. La période minimale des flux vidéo est calculée pour le nombre maximum de slots disponibles dans la table d'ordonnancement après allocation des VLs.

Le Tableau 6.4 présente le retard maximal à l'émission des flux vidéo pour une réservation par colonne des slots pour les flux avioniques. L'allocation optimale de la table d'ordonnement est obtenue avec le programme MCTS-C.

Les valeurs du retard maximal à l'émission des flux vidéo sont identiques à celles produites par le programme MCTS-H dans le Tableau 6.3. Le retard maximal à l'émission d'un flux vidéo pour une table d'ordonnement chargée à sa capacité maximale est de 1 ou 2 slots. Pour deux flux vidéo, le retard maximum à l'émission est de 2 slots si la table d'ordonnement est partagée avec 3 VLs et peut atteindre 3 slots pour un nombre de 20 VLs.

La différence entre les deux programmes, donnée par leur complexité et le nombre de variables utilisées, est visible au niveau des durées d'exécution en CPLEX.

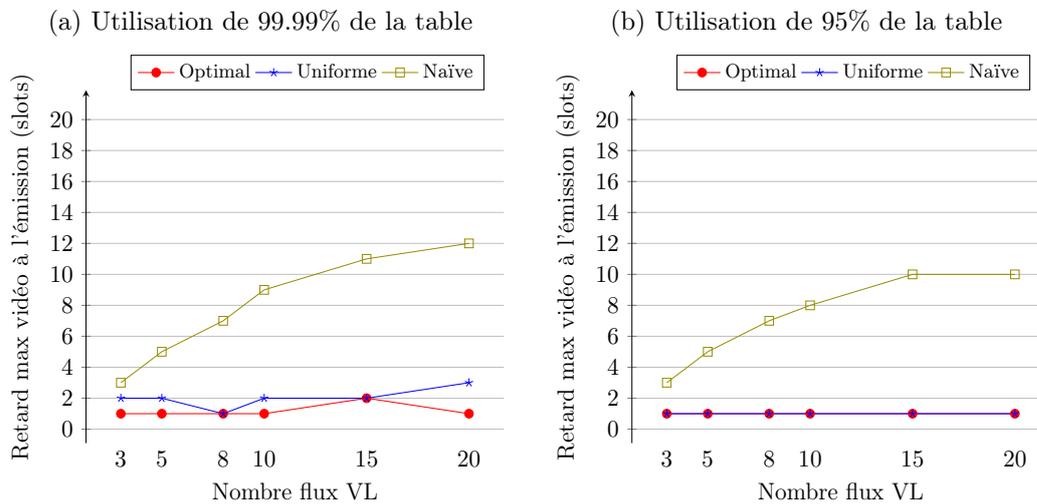


FIGURE 6.9 Évolution du retard maximum à l'émission d'un flux vidéo en fonction du taux d'utilisation de la table d'ordonnement pour les allocations optimale, uniforme et naïve avec réservation par colonne.

L'allocation uniforme a une meilleure performance que celle naïve réussissant à s'approcher de l'optimal comme montré dans la Figure 6.9. Cette figure représente le retard maximum à l'émission d'un flux vidéo avec les trois allocations pour une utilisation de la table d'ordonnement proche de 100% et pour une utilisation réduite à 95%. Plus la charge de la table est réduite, plus l'allocation uniforme offre une bonne performance. Dans certains scénarios avec un nombre important de VLs, l'heuristique d'allocation uniforme peut représenter une alternative convenable à une allocation optimale à la vue de son temps de calcul négligeable.

6.6 Évaluation du délai de bout-en-bout des flux vidéo par simulation

La deuxième étape d'évaluation des trois stratégies d'allocation de la table d'ordonnancement consiste à déterminer leur impact sur le délai de bout-en-bout des flux vidéo. La distribution du délai source, réseau et de bout-en-bout des flux vidéo est mesurée par simulation sur une configuration AFDX industrielle.

6.6.1 Définition des scénarios

Le réseau AFDX considéré dans la simulation est celui défini dans la section 3.5.1. Dans ce réseau un des *end systems* permet la transmission vidéo en plus du trafic avion. Deux scénarios sont évalués :

- Premièrement, un seul flux vidéo de type XGA est émis par l'*end system* choisi. Sa période d'émission est de $18.076 \mu s$.
- Le deuxième scénario considère l'émission de 2 flux vidéo VGA par l'*end system*. Leur période d'émission est de $43.35 \mu s$. Ces deux flux vont traverser les mêmes commutateurs pour arriver à destination.

L'*end system* choisi pour la transmission vidéo est également source de 8 VLs avec les durée de BAG et longueurs de trames données par le Tableau 6.5. La période d'émission des flux avioniques est supérieure à la durée de BAG du VL et est spécifiée par le Tableau 6.5.

VL	1	2	3	4	5	6	7	8
Longueur de trame	131	579	323	115	323	115	835	131
BAG(ms)	16	16	8	32	4	4	32	16
T (ms)	20	24	12	36	5	7	56	28

TABLEAU 6.5 Caractéristiques des VLs de l'*end system* d'analyse

Les flux vidéo vont suivre le même chemin que les VLs et vont traverser 3 commutateurs. En considérant un délai de commutation de $2 \mu s$ et une longueur maximale de trame, le délai de bout-en-bout minimum attendu pour une trame vidéo est de $54.576 \mu s$.

La durée de simulation est de 384 ms. Comme au chapitre 5, nous mesurons la distribution du délai pour les 14162 premières trames vidéo XGA et 5906 premières trames vidéo VGA arrivées à leur destination, correspondant au nombre de trames émises sur la durée de deux tables pour chaque flux.

6.6.2 Allocations de la table d'ordonnement

La table d'ordonnement de l'*end system* d'étude est construite avant le début des simulations par l'une des trois stratégies allocations. Les deux cas de réservations harmonique et par colonne sont traités.

Allocations pour la réservation harmonique avec $r=2$. Les allocations pour une réservation harmonique avec un facteur de redondance $r = 2$ sont données dans le Tableau 6.6 et sont obtenues avec *i*) la stratégie naïve où les VLs sont affectés toutes les deux colonnes de la table, *ii*) la distribution uniforme des VLs et *iii*) le programme d'optimisation MCTS-H. L'attribution de slots pour les VLs est représentée par l'indice de la colonne et de la ligne correspondant au premier slot réservé à chaque VL. Le reste des slots est réparti sur la même colonne, avec un intervalle $\frac{BAG}{2}$ conformément à la réservation harmonique. L'utilisation de la table est de 87% avec le flux vidéo XGA et de 72% avec les deux flux vidéo VGA. Le retard maximal à l'émission des flux vidéo est donné pour les deux scénarios évalués. Dans les deux cas, l'allocation naïve produit une performance moins bonne que les allocations uniforme et optimale.

Flux		Allocation naïve	Allocation uniforme	Allocation optimale
1 XGA	Retard (slots)	7	1	1
	Offsets VLs {(C;L)}	({1, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15};1)	({1, 9, 17, 25, 33, 41, 49, 57};1)	{(62;2), (56;7), (40;2), (30;12) (55;2), (35;1), (16;15), (17;11)}
2 VGA	Retard (slots)	7	2	2
	Offsets VLs {(C;L)}	({1, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15};1)	({1, 9, 17, 25, 33, 41, 49, 57};1)	{(39;3), (55;4), (64;2), (43;7), (54;1), (6;2), (51;10), (1;1)}

TABLEAU 6.6 Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo et attribution des *offsets* des VLs pour une table d'ordonnement avec une réservation harmonique de facteur de redondance $r = 2$ dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec *i*) 1 flux XGA pour une utilisation de 87% ou *ii*) 2 flux VGA pour une utilisation de 72%.

Allocations pour la réservation par colonne. Le Tableau 6.7 présente les allocations obtenues dans le cas d'une réservation par colonne pour les trois stratégies *i*) naïve, *ii*) uniforme et *iii*) optimale. Bien que les allocations obtenues avec la réservation par colonne soient différentes de la réservation harmonique, le retard maximal à l'émission des flux vidéo reste le même. La table est utilisée en proportion de 98% dans le cas d'émission du flux vidéo XGA et de 84% dans le scénario des deux flux vidéo VGA.

Flux		Allocation naïve	Allocation uniforme	Allocation optimale
1 XGA	Retard (slots)	7	1	1
	Offsets VLs {(C;L)}	({1, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15};1)	({1, 9, 17, 25, 33, 41, 49, 57};1)	({2, 10, 18, 26, 34, 42, 50, 58};1)
2 VGA	Retard (slots)	7	2	2
	Offsets VLs {(C;L)}	({1, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15};1)	({1, 9, 17, 25, 33, 41, 49, 57};1)	({4, 11, 22, 29, 41, 46, 54, 62};1)

TABLEAU 6.7 Retard maximal à l'émission (en nombre de slots) des flux vidéo et attribution des *offsets* des VLs pour une table d'ordonnement avec une réservation par colonne dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec *i*) 1 flux XGA pour une utilisation de 98% ou *ii*) 2 flux VGA pour une utilisation de 84%.

6.6.3 Distribution des délais des flux vidéo

Notre simulateur nous permet de mesurer le délai des flux en sortie des *end systems*, à la traversée du réseau et de bout-en-bout. Dans les Tableaux 6.8 et 6.9 des statistiques sur le délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) sont présentées. Elles sont étendues pour le flux XGA dans les Figures 6.10 et 6.11 par le premier quartile (Q1) qui marque le 25% des valeurs inférieures, la médiane qui marque 50% des valeurs inférieures et le troisième quartile(Q3) pour indiquer 75% des valeurs inférieures.

Flux		Délai naïve (μs)			Délai uniforme (μs)			Délai optimale (μs)			
		Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	
1 XGA	d_{min}	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	
	d_{moy}	14.48	54.92	69.37	9.4	54.71	64.09	9.4	54.7	64.14	
	d_{max}	123.3	146.199	177.87	31.23	80.83	101.06	31.94	78.47	90.1	
2 VGA	1	d_{min}	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576
		d_{moy}	10.09	54.8	64.91	8.4	54.66	63.05	8.41	54.63	63.05
		d_{max}	91.2	140.82	146.71	31.22	74.13	92.48	31.16	74.13	89.33
	2	d_{min}	15.625	54.576	70.2	15.625	54.576	70.2	15.625	54.576	70.2
		d_{moy}	26.33	54.88	81.23	24.46	54.7	79.16	24.46	54.68	79.15
		d_{max}	118.9	146.199	173.5	46.84	79.08	109.1	46.85	79.08	105.86

TABLEAU 6.8 Délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour des flux vidéo et une table d'ordonnement avec réservation harmonique ($r = 2$) dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec avec *i*) 1 flux XGA ou *ii*) 2 flux VGA.

Résultats pour la réservation harmonique ($r = 2$). Avec la réservation harmonique, le délai source maximal du flux vidéo XGA est de $123.3 \mu\text{s}$ avec l'allocation naïve et d'environ $31 \mu\text{s}$ avec les allocations uniforme et optimale. Dans le cas des 2 flux VGA, le délai source maximal est de $118.9 \mu\text{s}$ avec l'allocation naïve et de $46 \mu\text{s}$ avec les allocations uniforme et optimale. Ces résultats montrent que le délai source produit par les allocation uniforme et optimale est plus réduit que celui de l'allocation naïve dans les deux scénarios

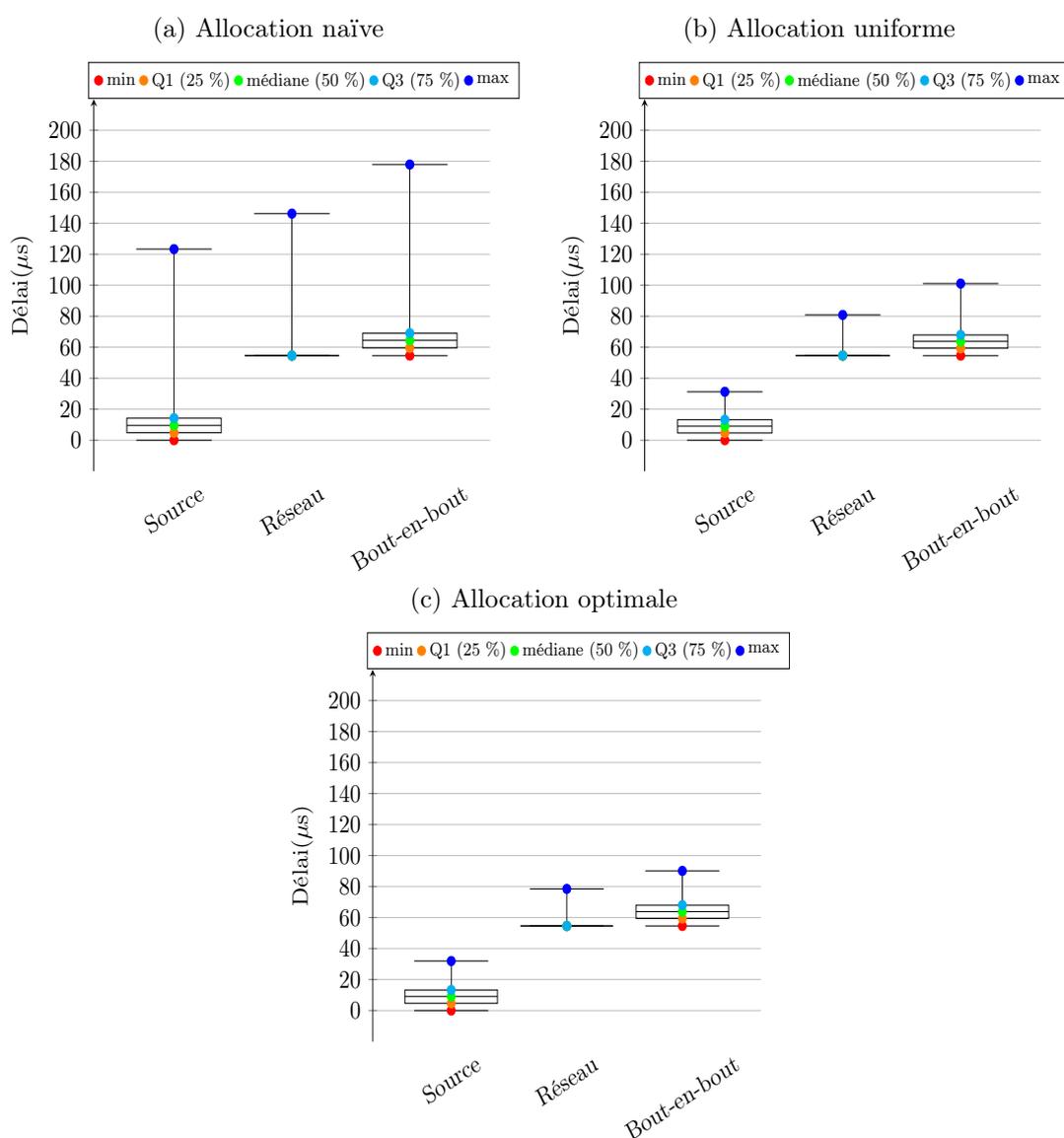


FIGURE 6.10 Statistiques de délai pour le flux vidéo XGA avec des allocations naïve, uniforme et optimale considérant la réservation harmonique des flux avioniques ($r = 2$).

étudiés. Ces résultats confirment l'évaluation des trois allocations présentés précédemment par les heuristiques et le programme d'optimisation.

Une différence importante est visible sur le délai de bout-en-bout maximal qui est diminué par les allocations uniforme et optimale. Ce délai est de 90.1μ pour le flux vidéo XGA et de $105.86 \mu s$ pour les flux VGA avec l'allocation optimale, par rapport à une allocation naïve où le délai de bout-en-bout maximal arrive jusqu'à $177 \mu s$. Un délai de bout-en-bout réduit permet de diminuer les variations de délai en réception et conduit à une bonne transmission vidéo. Les résultats de l'allocation uniforme s'approchent de l'optimal comme montré dans la Figure 6.10.

Résultats pour une réservation par colonne. Les statistiques sur la distribution du délai dans le cas d'une réservation par colonne sont données dans le Tableau 6.9. Ces statistiques sont très similaires à celles obtenues pour la réservation harmonique.

Flux		Délai naïve (μs)			Délai uniforme (μs)			Délai optimale (μs)			
		Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	Source	Réseau	E2E	
1 XGA	d_{min}	0.018	54.576	54.59	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	
	d_{moy}	57.48	54.8	112.3	8.62	54.62	63.22	8.62	54.62	63.23	
	d_{max}	123.42	120.39	178	31.11	69.063	95.491	31.13	69.063	90.34	
2 VGA	1	d_{min}	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576	0	54.576	54.576
		d_{moy}	24.96	54.77	79.75	8.13	54.61	62.73	8.09	54.6	62.69
		d_{max}	91.93	116.4	146.46	31.006	69.063	87.48	30.88	60.93	85.45
	2	d_{min}	15.625	54.576	70.2	0	54.576	70.2	0	54.576	70.2
		d_{moy}	43.3	54.8	98.12	23.94	54.62	78.55	23.94	54.62	78.57
		d_{max}	119.66	108.03	174.2	46.68	69.063	105.86	46.81	62.25	101.38

TABLEAU 6.9 Délai minimum (d_{min}), moyen (d_{moy}) et maximum (d_{max}) pour des flux vidéo et une table d'ordonnancement avec une réservation par colonne dans le cas d'une allocation naïve, uniforme ou optimale. Les scénarios considèrent 8 VLs qui partagent la bande passante avec avec *i*) 1 flux XGA ou *ii*) 2 flux VGA.

Pour le scénario considérant un seul flux vidéo XGA, le délai source maximal est de $123.42 \mu s$ avec l'allocation naïve et de $31 \mu s$ avec les allocations uniforme et optimale. Dans le cas des flux VGA, le délai source maximal est de $119.66 \mu s$ avec l'allocation naïve et d'environ $46.6 \mu s$ avec les allocations uniforme et optimale.

Au niveau du délai de bout-en-bout, les allocations uniforme et optimale sont plus performantes que l'allocation naïve pour le délai maximum conformément à la Figure 6.11. Le délai de bout-en-bout maximal est de $90 \mu s$ avec l'allocation optimale et peut arriver jusqu'à 178 avec l'allocation naïve pour le flux XGA. De la même façon, les deux flux VGA arrivent au niveau du récepteur avec un délai de bout-en-bout maximal limité

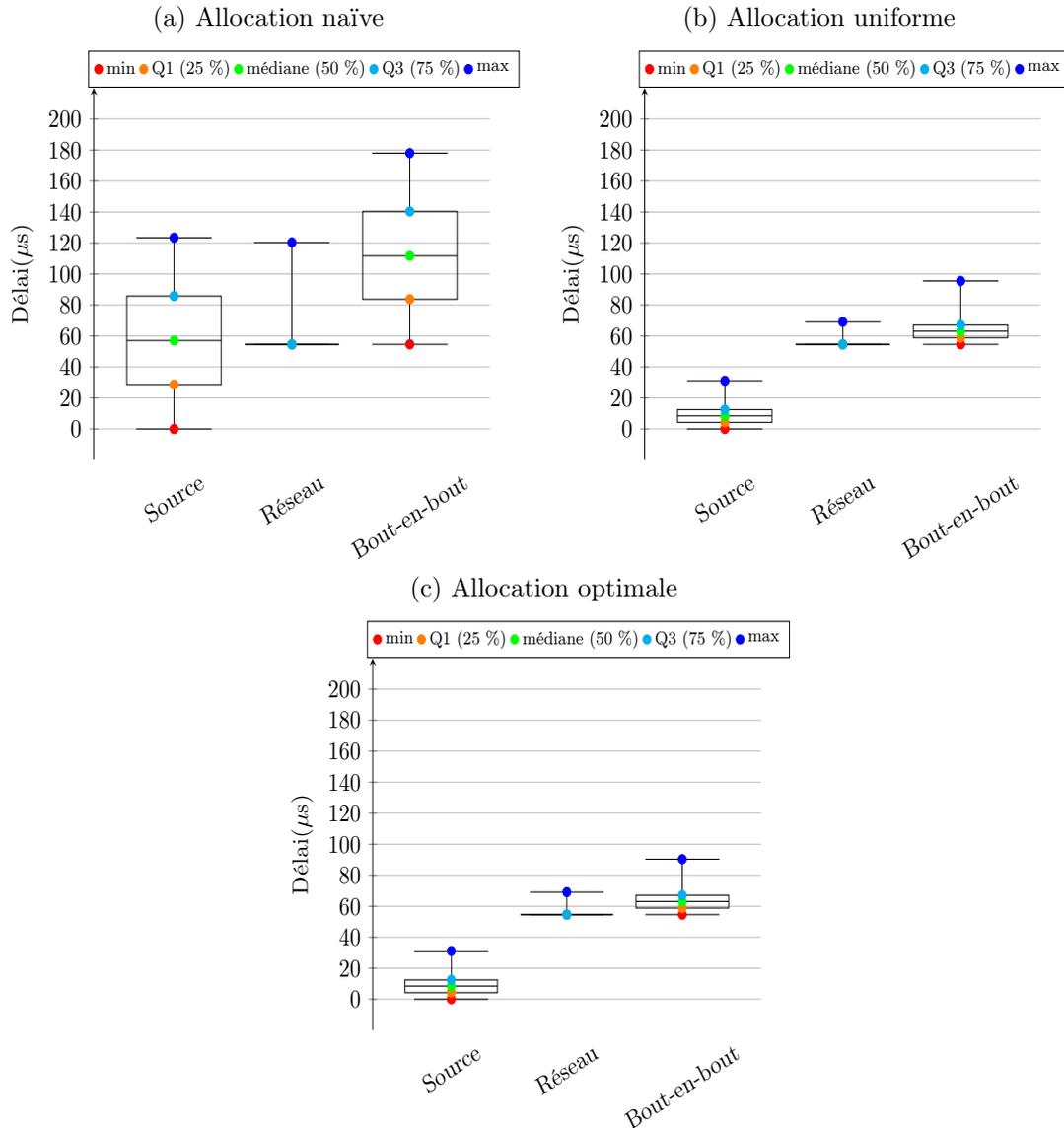


FIGURE 6.11 Statistiques de délai pour le flux vidéo XGA avec des allocations naïve, uniforme et optimale considérant la réservation par colonne des flux avioniques.

à $101.38 \mu s$ avec l'allocation optimale et de $119.66 \mu s$ avec l'allocation naïve. Une légère variation est possible sur la valeur maximale du délai de bout-en-bout entre les allocations uniforme et optimale à cause du fait que les slots répartis aux VLs ne sont pas les mêmes. En moyenne, ces délais de bout-en-bout sont similaires pour les deux allocations.

Ces résultats de la simulation montrent bien l'impact de la table d'ordonnement sur le délai de bout-en-bout des flux vidéo. L'utilisation d'une allocation optimale permet

de réduire le délai de bout-en-bout des flux vidéo par la minimisation de leur retard maximal à l'émission. Un délai de bout-en-bout favorise la reconstitution de la vidéo sans interruptions et retards au niveau du récepteur pour une bonne qualité d'expérience de l'utilisateur. L'allocation uniforme donne des résultats proches de l'optimal pour une utilisation de la table au-dessous de 100% et peut représenter une solution intéressante pour l'implantation de la table d'ordonnancement en pratique.

6.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié l'impact de différentes allocations des VLs de période $T > BAG$ dans la table d'ordonnancement sur la transmission des flux vidéo. Ces allocations ont été établies par des stratégies utilisant des heuristiques et par la résolution d'un problème d'optimisation. Dans la construction de ces allocations, la sur-réservation des slots pour les flux avioniques a été considérée. Dans un premier temps, nous avons proposé deux heuristiques de répartition de VLs dans la table de manière naïve ou uniforme. Ensuite, nous avons cherché à améliorer la transmission vidéo par une allocation optimale dont l'objectif a été de réduire le retard maximal à l'émission des flux vidéo. Un retard à l'émission réduit peut limiter la variation du délai de bout-en-bout et conduire à une bonne qualité de la transmission vidéo.

Les stratégies d'allocation proposées pour une réservation harmonique et par colonne ont été évaluées par simulation sur une configuration de réseau AFDX industrielle. Les résultats ont montré que l'allocation optimale produit un retard maximal à l'émission des flux vidéo plus petit que les deux heuristiques. L'heuristique naïve conduit à de plus grands délais, alors que l'allocation uniforme produit des résultats très proches de l'optimal si l'utilisation de la table est inférieure à 100% de sa capacité. L'application d'une allocation optimale est souhaitable pour favoriser une bonne transmission vidéo, mais en pratique l'allocation uniforme est une bonne alternative : sa durée d'exécution est très courte et elle peut approcher les performances de l'optimal.

Les résultats obtenus dans ce chapitre pour les flux vidéo dans le cas d'une sur-réservation des slots aux flux avioniques sont très proches de ceux présentés pour la réservation au BAG. Si la quantité de données vidéo à transmettre sur la durée de la table d'ordonnancement reste constante, la sur-réservation des slots pour les flux avioniques n'a pas d'impact direct sur la qualité de la transmission vidéo. En revanche, l'impact de la sur-réservation sur les flux avioniques est bénéfique aux flux avioniques et offre une bonne solution à mettre en place par les industriels.

CONCLUSIONS ET PERSPECTIVES

Conclusions

Les systèmes avioniques ont connu de nombreuses évolutions par le passé. De nos jours, l'architecture modulaire IMA et le réseau AFDX sont au coeur de la communication dans les avions civils modernes. Toutefois, les avionneurs se tournent déjà vers une nouvelle génération de réseaux avioniques. L'évolution du réseau AFDX pour permettre de transmettre du trafic additionnel au flux avioniques existants est envisagée. L'objectif principal est de faire converger les réseaux utilisés à présent pour la transmission de différents types de trafic vers un même réseau, pour ainsi réduire le poids et les coûts de l'avion. Le défi majeur lors de la conception d'un tel réseau réside dans la capacité du réseau à assurer la qualité de service à chaque type de flux. Ces flux, ayant des contraintes temporelles différentes ne doivent pas affecter la transmission des flux avioniques critiques mettant en danger l'intégrité de l'appareil et des passagers. Pour faire face à ces nouveaux besoins, l'introduction des mécanismes de différenciation de service est alors nécessaire.

Dans cette thèse, nous nous sommes intéressés à la possibilité de transmission des flux vidéo sur le réseau AFDX. Nos travaux se proposent d'identifier des politiques d'ordonnancement permettant d'assurer les différentes contraintes temporelles des flux avioniques et vidéo. Le réseau AFDX ne permettant pas l'utilisation d'un protocole de synchronisation qui établisse une horloge globale, nous ne pouvons pas appliquer un ordonnancement *time-triggered* global comme dans d'autres technologies de communication temps-réel.

Nos principales contributions sont résumées ci-dessous :

1. Dans un premier temps, nous avons comparé des politiques de services *event-triggered* et *time-triggered* et nous avons évalué l'effet de ces politiques sur le délai de bout-en-bout des flux par simulation et par une analyse pire cas. Cette évaluation nous a permis de choisir un ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'émetteur combiné avec une politique SPQ à 2 niveaux de priorité comme une solution prometteuse

pour assurer le service des flux avioniques et vidéo dans le réseau AFDX. Cette solution permet de garantir une gigue nulle des flux avioniques et de réduire le délai de bout-en-bout des flux vidéo.

2. Dans un second temps, nous nous sommes intéressés à la construction de l'ordonnancement *time-triggered* au niveau de l'émetteur pour des flux avioniques. Cet ordonnancement a été défini par une table d'ordonnancement composée de slots de temps. Chaque slot de la table peut être utilisé pour la transmission d'une trame d'un flux. Cette table présente l'avantage que la date exacte d'émission de chaque trame est connue. La principale contrainte des flux avioniques en émission est une gigue bornée. Nous avons proposé deux méthodes de réservation des slots dans la table permettant d'assurer une gigue nulle. La première méthode considère une réservation des slots toutes les durées de BAG du VL transportant un flux avionique, alors que la deuxième permet une sur-réservation des slots à des intervalles plus fréquents que le BAG. Les deux méthodes assurent la gigue nulle des flux avioniques. La sur-réservation peut réduire significativement le retard à l'émission des flux avioniques de période d'émission supérieure au BAG de quelques dizaines de millisecondes à quelques millisecondes.
3. Dans la dernière partie de cette thèse, nous avons étudié l'impact de la table d'ordonnancement sur le délai des flux vidéo, en considérant la réservation au BAG et la sur-réservation des slots aux flux avioniques. L'objectif principal a été de réduire le délai de bout-en-bout des flux vidéo en réduisant leur retard maximal à l'émission. Nous avons proposé différentes stratégies d'allocation de slots dans la table d'ordonnancement permettant de réduire le retard des flux vidéo. Une première stratégie s'appuie sur deux heuristiques simples de répartition des colonnes réservées aux VLs dans la table : naïve et uniforme. Une formulation mathématique cherchant à minimiser le retard maximal à l'émission des flux vidéo est également proposée. La comparaison des heuristiques à l'optimal a montré que leur performance est liée à l'utilisation de la table. Pour une utilisation de 100%, l'allocation optimale surpasse la performance des heuristiques. Si la charge de la table est diminuée, l'allocation uniforme s'approche de l'optimal. Par le temps de calcul réduit de l'heuristique, l'allocation uniforme représente une alternative intéressante à mettre en place par les industriels dans le cas des *end systems* moins chargés.

Perspectives

Nos travaux présentent une solution d'ordonnancement prometteuse pour la transmission des flux vidéo et avioniques dans le réseau AFDX. L'étape suivante de ce travail serait de considérer plusieurs types de trafic additionnel (audio, service, *best effort*).

Dans un premier temps, il est nécessaire d'intégrer les contraintes temporelles de ces différents flux dans les algorithmes de construction de la table d'ordonnancement. Le problème d'ordonnancement que nous avons proposé dans cette thèse doit donc être étendu par de nouvelles contraintes.

Dans un second temps, il est nécessaire d'étudier l'impact de la politique de service appliquée au niveau des ports de sortie des commutateurs sur les contraintes temporelles de bout-en-bout des nouveaux flux. Bien que la politique SPQ considérée dans la présente étude se soit montrée efficace pour assurer la transmission des flux avioniques et vidéo, une bonne performance pour d'autres classes de trafic de priorité basse ne peut pas être garantie. Le temps d'attente des flux de priorité basse dépend de la quantité de données transmises par les flux de priorité haute. La répartition des flux additionnels dans des classes de trafic doit être repensée. L'utilisation d'une politique de service permettant un traitement équitable des différentes classes de trafic est également envisagée. Du point de vue de l'analyse pire cas, il existe déjà plusieurs travaux qui se sont intéressés au calcul des bornes sur le délai de bout-en-bout des flux avioniques avec les politiques DRR et WRR. Une évaluation des contraintes temporelles des flux additionnels est tout de même nécessaire avec ces politiques.

Un autre problème entraîné par l'ajout de plusieurs types de flux concerne le partage de la bande passante du réseau. La capacité des liens étant limitée à 1 Gbps, il est nécessaire de décider de l'emplacement des différents flux dans le réseau AFDX. Ce problème pourrait être modélisé comme un problème classique de flot maximal [137] dont l'objectif est de chercher les chemins à suivre par les flux additionnels dans le réseau pour éviter la congestion des ports de sortie des commutateurs et pour maximiser l'utilisation de la bande passante.

Il serait intéressant également de reconsidérer l'attribution des VLs dans des colonnes particulières de la table au niveau d'un *end system* en fonction de la répartition des VLs dans les autres *end systems*. Ainsi, il serait possible d'éviter l'arrivée simultanée des flux au niveau des commutateurs et de réduire leur délai de bout-en-bout. Un problème d'optimisation de l'ordonnancement dans la table peut être formulé pour minimiser également le délai de bout-en-bout des flux additionnels en considérant la répartition de tous les flux avioniques du réseau. Toutefois, cette approche ne peut pas être envisagée

dans le contexte actuel du réseau AFDX à cause du manque d'une référence temporelle globale. Pour évaluer l'impact de cette approche sur la performance des communications des flux avioniques et additionnels, nous envisageons de transposer toutes les hypothèses de l'AFDX dans un réseau temps-réel synchronisé tel que TSN ou TTEthernet.

TTEthernet permet la transmission du trafic avionique de type AFDX par la classe de trafic *Rate Constrained* (RC). Sur un tel réseau le défi principal est d'optimiser l'ordonnancement des flux au niveau des émetteurs en considérant l'ordonnancement global des flux *Time-triggered* (TT). Il serait intéressant de minimiser le délai de bout-en-bout des flux additionnels *best-effort* et de maximiser la bande passante leur étant destinée, tout en respectant les contraintes des flux RC.

BIBLIOGRAPHIE

- [1] C. Spitzer, U. Ferrell, and T. Ferrell, *Digital avionics handbook*. CRC press, 2014.
- [2] K. Matheus and T. Königseder, *Automotive ethernet*. Cambridge University Press, 2017.
- [3] W. Elmenreich and R. Ipp, *Introduction to ttp/c and ttp/a*. na, 2003.
- [4] A. TTTech Computertechnik, “Ttethernet—a powerful network solution for all purposes,” *Vienna, Austria*, 2010.
- [5] P. Pop, M. L. Raagaard, S. S. Craciunas, and W. Steiner, “Design optimisation of cyber-physical distributed systems using iee time-sensitive networks,” *IET Cyber-Physical Systems : Theory & Applications*, vol. 1, no. 1, pp. 86–94, 2016.
- [6] P. Froment, “L’architecture avionique de l’a380,” *Annales des Mines, RI-2005-iv*, 1985.
- [7] Flightradar24, “Flightradar24’s 2019 by the numbers,” 2020.
- [8] Airbus Global Services Forecast, “Global market forecast : Cities, airports & aircraft 2019-2038,” 2019.
- [9] Aeronautical Radio Inc. ARINC specification 664 P7-1, “Aircraft data network, part 7 : Avionics full duplex switched ethernet (afdx) network,” 2009.
- [10] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Multiplexing avionics and additional flows on a qos-aware afdx network,” in *2019 24th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA)*, pp. 282–289, IEEE, 2019.
- [11] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Impact of source scheduling on end-to-end latencies in a qos-aware avionics network,” in *Proceedings of the 34th ACM/SIGAPP Symposium on Applied Computing*, pp. 643–646, ACM, 2019.
- [12] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Towards quality of service provision with avionics full duplex switching,” in *29th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS 2017)*, pp. 1–3, 2017.
- [13] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Injection de flux non-critiques dans l’avionics full-duplex switched ethernet,” *Ecole d’été Temps-Réel (ETR 2017)*, Paris, 2017.

- [14] M. S. Haouati, *Architectures innovantes de systèmes de commandes de vol*. PhD thesis, Institut National Polytechnique de Toulouse-INPT, 2010.
- [15] J. Elliott, "Nasa's advanced control law program for the f-8 digital fly-by-wire aircraft," *IEEE Transactions on Automatic Control*, vol. 22, no. 5, pp. 753–757, 1977.
- [16] D. Brière and P. Traverse, "Airbus a320/a330/a340 electrical flight controls—a family of fault-tolerant systems," in *FTCS-23 The Twenty-Third International Symposium on Fault-Tolerant Computing*, pp. 616–623, IEEE, 1993.
- [17] P. Traverse, I. Lacaze, and J. Souyris, "Airbus fly-by-wire : A total approach to dependability," in *Building the Information Society*, pp. 191–212, Springer, 2004.
- [18] Y. C. Yeh, "Triple-triple redundant 777 primary flight computer," in *1996 IEEE Aerospace Applications Conference. Proceedings*, vol. 1, pp. 293–307, IEEE, 1998.
- [19] Aeronautical Radio Inc. ARINC specification 429 P1-17, "Digital information transfer system (dits)," 2004.
- [20] A. Specification, "429, mark 33 digital information transfer system," *The Digital Signal Processing Handbook-3 Volume Set*, 2018.
- [21] Aeronautical Radio Inc. ARINC specification 629 P1-5, "Multi-transmitter data bus, part 1 : Technical description," 1999.
- [22] N. C. Audsley and A. Grigg, "Timing analysis of the arinc 629 databus for real-time applications," *Microprocessors and Microsystems*, vol. 21, no. 1, pp. 55–61, 1997.
- [23] S. Berger, "Arinc 629 digital communication system—application on the 777 and beyond," *Microprocessors and Microsystems*, vol. 20, no. 8, pp. 463–471, 1997.
- [24] Y. C. Yeh, "Design considerations in boeing 777 fly-by-wire computers," in *Proceedings Third IEEE International High-Assurance Systems Engineering Symposium (Cat. No. 98EX231)*, pp. 64–72, IEEE, 1998.
- [25] C. B. Watkins and R. Walter, "Transitioning from federated avionics architectures to integrated modular avionics," in *2007 IEEE/AIAA 26th Digital Avionics Systems Conference*, pp. 2–A, IEEE, 2007.
- [26] T. Gaska, C. Watkin, and Y. Chen, "Integrated modular avionics—past, present, and future," *IEEE Aerospace and Electronic Systems Magazine*, vol. 30, no. 9, pp. 12–23, 2015.
- [27] P. Bieber, F. Boniol, M. Boyer, E. Noulard, and C. Pagetti, "New challenges for future avionic architectures.," 2012.
- [28] H. Butz, "The airbus approach to open integrated modular avionics (ima) : technology, methods, processes and future road map," *Signal*, vol. 10, p. 1000, 2007.
- [29] Aeronautical Radio Inc. ARINC Specification 600-20, "Air transport avionics equipment interfaces," 2017.

- [30] Aeronautical Radio Inc. ARINC Specification 651-1, “Design guidance for integrated modular avionics,” 1997.
- [31] Aeronautical Radio Inc. ARINC Specification 659, “Backplane data bus,” 1993.
- [32] Aeronautical Radio Inc. ARINC Specification 653 P1-3, “Avionics application software standard interface : Required services,” 2013.
- [33] N. Badache, *Allocation temporelle de systèmes avioniques modulaires embarqués*. PhD thesis, 2016.
- [34] S. Mitra and E. J. McCluskey, “Design of redundant systems protected against common-mode failures,” in *Proceedings 19th IEEE VLSI Test Symposium. VTS 2001*, pp. 190–195, IEEE, 2001.
- [35] L. Andrade and C. Tenning, “Design of boeing 777 electric system,” *IEEE Aerospace and Electronic Systems Magazine*, vol. 7, no. 7, pp. 4–11, 1992.
- [36] M. Lauer, J. Ermont, C. Pagetti, and F. Boniol, “Analyzing end-to-end functional delays on an ima platform,” in *International Symposium On Leveraging Applications of Formal Methods, Verification and Validation*, pp. 243–257, Springer, 2010.
- [37] M. Lauer, *Une méthode globale pour la vérification d'exigences temps réel : application à l'Avionique Modulaire Intégrée*. PhD thesis, INPT, 2012.
- [38] R. L. Cruz, “A calculus for network delay, part i : Network elements in isolation,” *IEEE Transactions on information theory*, vol. 37, no. 1, pp. 114–131, 1991.
- [39] R. L. Cruz, “A calculus for network delay. ii. network analysis,” *IEEE Transactions on information theory*, vol. 37, no. 1, pp. 132–141, 1991.
- [40] J.-Y. Le Boudec, “Application of network calculus to guaranteed service networks,” *IEEE Transactions on Information theory*, vol. 44, no. 3, pp. 1087–1096, 1998.
- [41] J.-Y. Le Boudec and P. Thiran, *Network calculus : a theory of deterministic queuing systems for the internet*, vol. 2050. Springer Science & Business Media, 2001.
- [42] C. Fraboul and F. Frances, “Applicability of network calculus to the afdx,” *contract report PBAR-JD-728.0821*, 2002.
- [43] J. Grieu, *Analyse et évaluation de techniques de commutation Ethernet pour l'interconnexion des systèmes avioniques*. PhD thesis, 2004.
- [44] F. Frances, C. Fraboul, and J. Grieu, “Using network calculus to optimize the afdx network,” 2006.
- [45] X. Li, J.-L. Scharbag, and C. Fraboul, “Improving end-to-end delay upper bounds on an afdx network by integrating offsets in worst-case analysis,” in *2010 IEEE 15th Conference on Emerging Technologies & Factory Automation (ETFA 2010)*, pp. 1–8, IEEE, 2010.

- [46] X. Li, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Partially synchronizing periodic flows with offsets improves worst-case end-to-end delay analysis of switched ethernet," in *International Symposium On Leveraging Applications of Formal Methods, Verification and Validation*, pp. 228–242, Springer, 2010.
- [47] J. M. Migge and A. Jean-Marie, "Timing analysis of real-time scheduling policies : A trajectory based model," 1998.
- [48] S. Martin, *Maîtrise de la dimension temporelle de la qualité de service dans les réseaux*. PhD thesis, Université Paris XII Val de Marne, 2004.
- [49] S. Martin and P. Minet, "Schedulability analysis of flows scheduled with fifo : application to the expedited forwarding class," in *Proceedings 20th IEEE International Parallel & Distributed Processing Symposium*, pp. 8–pp, IEEE, 2006.
- [50] S. Martin and P. Minet, "Worst case end-to-end response times of flows scheduled with fp/fifo," in *International Conference on Networking, International Conference on Systems and International Conference on Mobile Communications and Learning Technologies (ICNICONSMCL'06)*, pp. 54–54, IEEE, 2006.
- [51] S. Martin, P. Minet, and L. George, "The trajectory approach for the end-to-end response times with non-preemptive fp/edf," in *International Conference on Software Engineering Research and Applications*, pp. 229–247, Springer, 2004.
- [52] H. Bauer, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Applying and optimizing trajectory approach for performance evaluation of afdx avionics network," in *2009 IEEE Conference on Emerging Technologies & Factory Automation*, pp. 1–8, IEEE, 2009.
- [53] H. Bauer, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Improving the worst-case delay analysis of an afdx network using an optimized trajectory approach," *IEEE Transactions on Industrial informatics*, vol. 6, no. 4, pp. 521–533, 2010.
- [54] H. Bauer, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, "Applying trajectory approach with static priority queuing for improving the use of available afdx resources," *Real-time systems*, vol. 48, no. 1, pp. 101–133, 2012.
- [55] H. Charara, J.-L. Scharbarg, J. Ermont, and C. Fraboul, "Methods for bounding end-to-end delays on an afdx network," in *18th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS'06)*, pp. 10–pp, IEEE, 2006.
- [56] M. Adnan, J.-L. Scharbarg, J. Ermont, and C. Fraboul, "Model for worst case delay analysis of an afdx network using timed automata," in *2010 IEEE 15th Conference on Emerging Technologies & Factory Automation (ETFA 2010)*, pp. 1–4, IEEE, 2010.
- [57] M. Adnan, J.-L. Scharbarg, J. Ermont, and C. Fraboul, "An improved timed automata model for computing exact worst-case delays of afdx periodic flows," in *ETFA2011*, pp. 1–4, IEEE, 2011.
- [58] M. Adnan, *Exact worst-case communication delay analysis of AFDX network*. PhD thesis, 2013.

- [59] H. Bauer, *Analyse pire cas de flux hétérogènes dans un réseau embarqué avion*. PhD thesis, 2011.
- [60] ITU, TSS, “Terms and definitions related to quality of service and network performance including dependability,” *Recommendation E*, vol. 800, 1994.
- [61] Union, IT, “Itu-t recommendation g. 114 : One-way transmission time,” tech. rep., tech. rep., 5 2003, 2003.
- [62] T. Pop, *Analysis and optimisation of distributed embedded systems with heterogeneous scheduling policies*. PhD thesis, Institutionen för datavetenskap, 2007.
- [63] F. Ridouard, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Probabilistic upper bounds for heterogeneous flows using a static priority queueing on an afdx network,” in *2008 IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation*, pp. 1220–1227, IEEE, 2008.
- [64] F. Ridouard, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Stochastic upper bounds for heterogeneous flows using a static priority queueing on an afdx network,” in *Proc. 13th IEEE Int. Conf. Emerg. Technol. Factory Autom.(ETFA)*, pp. 1–11, 2008.
- [65] M. Boyer, G. Stea, and W. M. Sofack, “Deficit round robin with network calculus,” in *6th International ICST Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools*, pp. 138–147, IEEE, 2012.
- [66] A. Soni, X. Li, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Optimizing network calculus for switched ethernet network with deficit round robin,” in *2018 IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS)*, pp. 300–311, IEEE, 2018.
- [67] A. Soni, X. Li, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Integrating offset in worst case delay analysis of switched ethernet network with deficit round robin,” in *2018 IEEE 23rd International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA)*, vol. 1, pp. 353–359, IEEE, 2018.
- [68] A. Soni, X. Li, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Wcrt analysis of avionics switched ethernet network with wrr scheduling,” in *RTNS*, pp. 213–222, 2018.
- [69] M. Boyer, N. Navet, M. Fumey, J. Migge, L. Havet, and T. Avionics, “Combining static priority and weighted round-robin like packet scheduling in afdx for incremental certification and mixed-criticality support,” *Proc. EUCASS*, 2013.
- [70] R. Bosch, “Can specification version 2.0,” *Rober Bousch GmbH, Postfach*, vol. 300240, p. 72, 1991.
- [71] ISO (International Organization for Standardization), “11898-1 : 2003-road vehicles—controller area network,” *International Organization for Standardization, Geneva, Switzerland*, 2003.
- [72] F. Hartwich *et al.*, “Can with flexible data-rate,” in *Proc. iCC*, pp. 1–9, Citeseer, 2012.
- [73] K. Tindell, H. Hanssmon, and A. J. Wellings, “Analysing real-time communications : Controller area network (can).,” in *RTSS*, pp. 259–263, Citeseer, 1994.

- [74] R. I. Davis, A. Burns, R. J. Bril, and J. J. Lukkien, “Controller area network (can) schedulability analysis : Refuted, revisited and revised,” *Real-Time Systems*, vol. 35, no. 3, pp. 239–272, 2007.
- [75] N. Navet, Y.-Q. Song, and F. Simonot, “Worst-case deadline failure probability in real-time applications distributed over controller area network,” *Journal of systems Architecture*, vol. 46, no. 7, pp. 607–617, 2000.
- [76] I. Broster, A. Burns, and G. Rodríguez-Navas, “Probabilistic analysis of can with faults,” in *23rd IEEE Real-Time Systems Symposium, 2002. RTSS 2002.*, pp. 269–278, IEEE, 2002.
- [77] R. I. Davis and A. Burns, “Robust priority assignment for messages on controller area network (can),” *Real-Time Systems*, vol. 41, no. 2, pp. 152–180, 2009.
- [78] T. Ziermann, J. Teich, and Z. Salcic, “Dynoaa—dynamic offset adaptation algorithm for improving response times of can systems,” in *2011 Design, Automation & Test in Europe*, pp. 1–4, IEEE, 2011.
- [79] A. Burns and R. I. Davis, “Mixed criticality on controller area network,” in *2013 25th Euromicro Conference on Real-Time Systems*, pp. 125–134, IEEE, 2013.
- [80] IEEE, “Standard for local and metropolitan area networks—audio video bridging (avb) systems,” *IEEE Std 802.1BA-2011/Cor 1-2016 (Corrigendum to IEEE Std 802.1BA-2011)*, 2016.
- [81] IEEE, “Standard for local and metropolitan area networks - timing and synchronization for time-sensitive applications in bridged local area networks,” *IEEE Std 802.1AS-2011/Cor 2-2015 (Corrigendum to IEEE Std 802.1AS-2011)*, 2015.
- [82] IEEE, “Standard for local and metropolitan area networks—virtual bridged local area networks amendment 14 : Stream reservation protocol (srp),” *IEEE Std 802.1Qat-2010 (Revision of IEEE Std 802.1Q-2005)*, 2010.
- [83] IEEE, “Ieee standard for local and metropolitan area networks— virtual bridged local area networks amendment 12 : Forwarding and queuing enhancements for time-sensitive streams,” *IEEE Std 802.1Qav-2009 (Amendment to IEEE Std 802.1Q-2005)*, 2009.
- [84] IEEE, “Ieee standard for a precision clock synchronization protocol for networked measurement and control systems,” *IEEE 1588-2008*, 2008.
- [85] J. Imtiaz, J. Jasperneite, and L. Han, “A performance study of ethernet audio video bridging (avb) for industrial real-time communication,” in *2009 IEEE Conference on Emerging Technologies & Factory Automation*, pp. 1–8, IEEE, 2009.
- [86] J. Diemer, J. Rox, and R. Ernst, “Modeling of ethernet avb networks for worst-case timing analysis,” *IFAC Proceedings Volumes*, vol. 45, no. 2, pp. 848–853, 2012.
- [87] J. Diemer, D. Thiele, and R. Ernst, “Formal worst-case timing analysis of ethernet topologies with strict-priority and avb switching,” in *7th IEEE International Symposium on Industrial Embedded Systems (SIES’12)*, pp. 1–10, IEEE, 2012.

- [88] F. Reimann, S. Graf, F. Streit, M. Glaß, and J. Teich, "Timing analysis of ethernet avb-based automotive e/e architectures," in *2013 IEEE 18th Conference on Emerging Technologies & Factory Automation (ETFA)*, pp. 1–8, IEEE, 2013.
- [89] U. D. Bordoloi, A. Aminifar, P. Eles, and Z. Peng, "Schedulability analysis of ethernet avb switches," in *2014 IEEE 20th International Conference on Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications*, pp. 1–10, IEEE, 2014.
- [90] X. Li and L. George, "Deterministic delay analysis of avb switched ethernet networks using an extended trajectory approach," *Real-Time Systems*, vol. 53, no. 1, pp. 121–186, 2017.
- [91] D. Azua, J. A. Ruiz, *et al.*, "Complete modelling of avb in network calculus framework," in *Proceedings of the 22nd International Conference on Real-Time Networks and Systems*, p. 55, ACM, 2014.
- [92] L. L. Bello, "Novel trends in automotive networks : A perspective on ethernet and the ieee audio video bridging," in *Proceedings of the 2014 IEEE Emerging Technology and Factory Automation (ETFA)*, pp. 1–8, IEEE, 2014.
- [93] H. Kopetz and G. Grünsteidl, "Ttp-a time-triggered protocol for fault-tolerant real-time systems," in *FTCS*, pp. 524–533, IEEE Computer Society Press, 1993.
- [94] SAE(Society of Automotive Engineers), "Sae as6003 : Ttp communication protocol," 2011.
- [95] H. Pfeifer, "Formal verification of the ttp group membership algorithm," in *Formal Methods for Distributed System Development*, pp. 3–18, Springer, 2000.
- [96] G. Bauer and M. Paulitsch, "An investigation of membership and clique avoidance in ttp/c," in *Proceedings 19th IEEE Symposium on Reliable Distributed Systems SRDS-2000*, pp. 118–124, IEEE, 2000.
- [97] P. Pop, P. Eles, and Z. Peng, "Scheduling with optimized communication for time-triggered embedded systems," in *Proceedings of the Seventh International Workshop on Hardware/Software Codesign (CODES'99)(IEEE Cat. No. 99TH8450)*, pp. 178–182, IEEE, 1999.
- [98] P. Pop, P. Eles, and Z. Peng, "An improved scheduling technique for time-triggered embedded systems," in *Proceedings 25th EUROMICRO Conference. Informatics : Theory and Practice for the New Millennium*, vol. 1, pp. 303–310, IEEE, 1999.
- [99] I. Broster, A. Burns, and G. Rodriguez-Navas, "Timing analysis of real-time communication under electromagnetic interference," *Real-Time Systems*, vol. 30, no. 1-2, pp. 55–81, 2005.
- [100] R. P. Patankar, "A model for fault-tolerant networked control system using ttp/c communication," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 53, no. 5, pp. 1461–1467, 2004.
- [101] G. Bauer and H. Kopetz, "Transparent redundancy in the time-triggered architecture," in *Proceeding International Conference on Dependable Systems and Networks. DSN 2000*, pp. 5–13, IEEE, 2000.

- [102] FlexRay Consortium, “Flexray communications system protocol specification version 3.0.1,” 2006.
- [103] K. Schmidt and E. G. Schmidt, “Message scheduling for the flexray protocol : The static segment,” *IEEE transactions on vehicular technology*, vol. 58, no. 5, pp. 2170–2179, 2008.
- [104] K. Schmidt and E. G. Schmidt, “Optimal message scheduling for the static segment of flexray,” in *2010 IEEE 72nd Vehicular Technology Conference-Fall*, pp. 1–5, IEEE, 2010.
- [105] B. Tanasa, U. D. Bordoloi, P. Eles, and Z. Peng, “Scheduling for fault-tolerant communication on the static segment of flexray,” in *2010 31st IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp. 385–394, IEEE, 2010.
- [106] T. Pop, P. Pop, P. Eles, Z. Peng, and A. Andrei, “Timing analysis of the flexray communication protocol,” *Real-time systems*, vol. 39, no. 1-3, pp. 205–235, 2008.
- [107] E. G. Schmidt and K. Schmidt, “Message scheduling for the flexray protocol : The dynamic segment,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 58, no. 5, pp. 2160–2169, 2008.
- [108] SAE(Society of Automotive Engineers), “Sae as6802 : Time-triggered ethernet,” 2016.
- [109] W. Steiner, “An evaluation of smt-based schedule synthesis for time-triggered multi-hop networks,” in *2010 31st IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp. 375–384, IEEE, 2010.
- [110] W. Steiner, “Synthesis of static communication schedules for mixed-criticality systems,” in *2011 14th IEEE International Symposium on Object/Component/Service-Oriented Real-Time Distributed Computing Workshops*, pp. 11–18, IEEE, 2011.
- [111] D. Tamas-Selicean, P. Pop, and W. Steiner, “Synthesis of communication schedules for ttethernet-based mixed-criticality systems,” in *Proceedings of the eighth IEEE/ACM/IFIP international conference on Hardware/software codesign and system synthesis*, pp. 473–482, ACM, 2012.
- [112] D. Tămaş-Selicean, P. Pop, and W. Steiner, “Design optimization of ttethernet-based distributed real-time systems,” *Real-Time Systems*, vol. 51, no. 1, pp. 1–35, 2015.
- [113] D. Tămaş-Selicean and P. Pop, “Optimization of ttethernet networks to support best-effort traffic,” in *Proceedings of the 2014 IEEE Emerging Technology and Factory Automation (ETFA)*, pp. 1–4, IEEE, 2014.
- [114] L. Zhao, H. Xiong, Z. Zheng, and Q. Li, “Improving worst-case latency analysis for rate-constrained traffic in the time-triggered ethernet network,” *IEEE Communications Letters*, vol. 18, no. 11, pp. 1927–1930, 2014.
- [115] L. Zhao, P. Pop, Q. Li, J. Chen, and H. Xiong, “Timing analysis of rate-constrained traffic in ttethernet using network calculus,” *Real-Time Systems*, vol. 53, no. 2, pp. 254–287, 2017.

- [116] M. Boyer, H. Daigmorte, N. Navet, and J. Migge, "Performance impact of the interactions between time-triggered and rate-constrained transmissions in ttethernet," 2016.
- [117] A. Finzi and S. S. Craciunas, "Integration of smt-based scheduling with rc network calculus analysis in ttethernet networks," in *2019 24th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA)*, pp. 192–199, IEEE, 2019.
- [118] S. S. Craciunas and R. S. Oliver, "Smt-based task-and network-level static schedule generation for time-triggered networked systems," in *Proceedings of the 22nd international conference on real-time networks and systems*, p. 45, ACM, 2014.
- [119] S. S. Craciunas, R. S. Oliver, and V. Ecker, "Optimal static scheduling of real-time tasks on distributed time-triggered networked systems," in *Emerging Technology and Factory Automation (ETFA), 2014 IEEE*, pp. 1–8, IEEE, 2014.
- [120] S. S. Craciunas and R. S. Oliver, "Combined task-and network-level scheduling for distributed time-triggered systems," *Real-Time Systems*, vol. 52, no. 2, pp. 161–200, 2016.
- [121] IEEE, "Ieee standard for local and metropolitan area networks – bridges and bridged networks - amendment 25 : Enhancements for scheduled traffic," *IEEE 802.1Qbv-2015*, 2015.
- [122] IEEE, "Ieee standard for local and metropolitan area networks – bridges and bridged networks – amendment 26 : Frame preemption," *IEEE 802.1Qbu-2016*, 2016.
- [123] D. Thiele, R. Ernst, and J. Diemer, "Formal worst-case timing analysis of ethernet tsn's time-aware and peristaltic shapers," in *2015 IEEE Vehicular Networking Conference (VNC)*, pp. 251–258, IEEE, 2015.
- [124] S. S. Craciunas, R. S. Oliver, M. Chmelík, and W. Steiner, "Scheduling real-time communication in ieee 802.1 qbv time sensitive networks," in *Proceedings of the 24th International Conference on Real-Time Networks and Systems*, pp. 183–192, ACM, 2016.
- [125] H. Daigmorte, M. Boyer, and L. Zhao, "Modelling in network calculus a tsn architecture mixing time-triggered, credit based shaper and best-effort queues," 2018.
- [126] L. Zhao, P. Pop, Z. Zheng, and Q. Li, "Timing analysis of avb traffic in tsn networks using network calculus," in *2018 IEEE Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium (RTAS)*, pp. 25–36, IEEE, 2018.
- [127] D. Maxim and Y.-Q. Song, "Delay analysis of avb traffic in time-sensitive networks (tsn)," in *Proceedings of the 25th International Conference on Real-Time Networks and Systems*, pp. 18–27, ACM, 2017.
- [128] F. Smirnov, M. Glaß, F. Reimann, and J. Teich, "Formal timing analysis of non-scheduled traffic in automotive scheduled tsn networks," in *Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition (DATE), 2017*, pp. 1643–1646, IEEE, 2017.

-
- [129] ARINC specification 818-2, “Avionics digital video bus (advb) high data rate,” 2013.
- [130] ANSI INCITS 356-2002, “Information technology - fibre channel audio video (fc-av),” 2002.
- [131] A. Varga and R. Hornig, “An overview of the omnet++ simulation environment,” in *Proceedings of the 1st international conference on Simulation tools and techniques for communications, networks and systems & workshops*, p. 60, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and . . . , 2008.
- [132] N. Metropolis and S. Ulam, “The monte carlo method,” *Journal of the American statistical association*, vol. 44, no. 247, pp. 335–341, 1949.
- [133] A. Soni, X. Li, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Work in progress paper : pessimism analysis of network calculus approach on afdx networks,” in *2017 12th IEEE International Symposium on Industrial Embedded Systems (SIES)*, pp. 1–4, IEEE, 2017.
- [134] F. Rossi, P. Van Beek, and T. Walsh, *Handbook of constraint programming*. Elsevier, 2006.
- [135] P. Baptiste, C. Le Pape, and W. Nuijten, *Constraint-based scheduling : applying constraint programming to scheduling problems*, vol. 39. Springer Science & Business Media, 2012.
- [136] CPLEX Optimization Studio, IBM ILOG , “Optimizer user’s manual,” *Available at [online] : https://www.ibm.com/support/knowledgecenter/SSSA5P_12.6.1/ilog.odms.studio.help/pdf/usrcpoptimizer.pdf*, 2014.
- [137] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest, and C. Stein, *Introduction to algorithms*. MIT press, 2009.

DESCRIPTION DE L'OUTIL DE SIMULATION AFDX

Notre simulateur modélise les principaux paramètres de l'AFDX (routage des liens virtuels, files d'attente, latence de la commutation, etc.). La topologie de réseau utilisée est celle déployée sur l'A350. Ce réseau est composé de 126 *end systems* inter-connectés par deux réseaux AFDX redondants composés de 7 commutateurs chacun. Les *end systems* sont source de 1106 VLs. En plus des VLs avioniques, des flux vidéo additionnels sont émis. Ces flux sont modélisés comme des flux Ethernet périodiques.

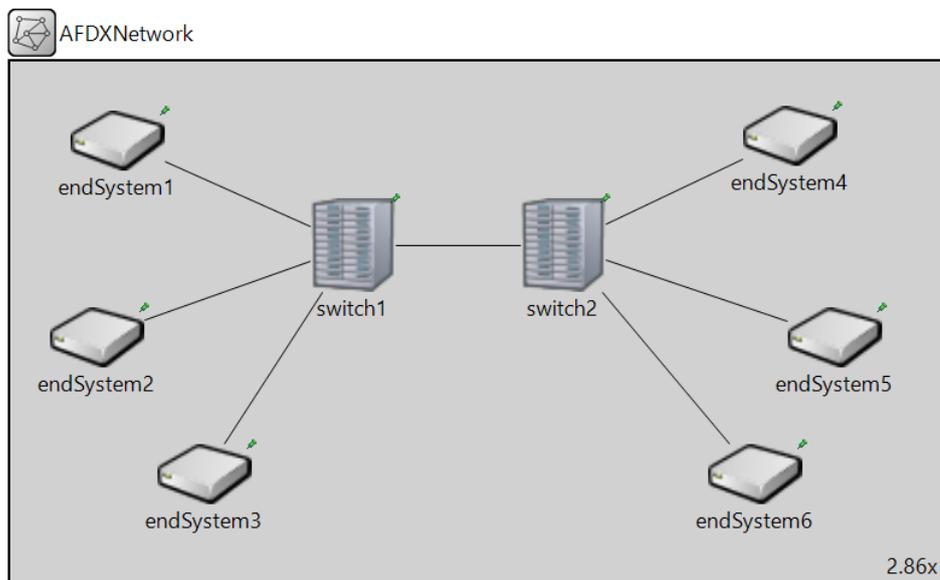


FIGURE A.1 Architecture .NED du réseau AFDX modélisée en OMNet++

A.1 Architecture du modèle de simulation

Le modèle de simulation est composé de plusieurs modules de type NED inter-connectés par des canaux de communication. Ces modules permettent de constituer un réseau AFDX comme celui illustré dans la Figure A.1.

- Au niveau de l'*end system* : un module simple appelé *EndSystem*
- Au niveau du commutateur, un module composé de plusieurs modules comme illustré dans la Figure A.2 :
 - *VLRouter* pour la commutation des VLs
 - *SwitchPort*, un module composé permettant de modéliser les ports du commutateur.

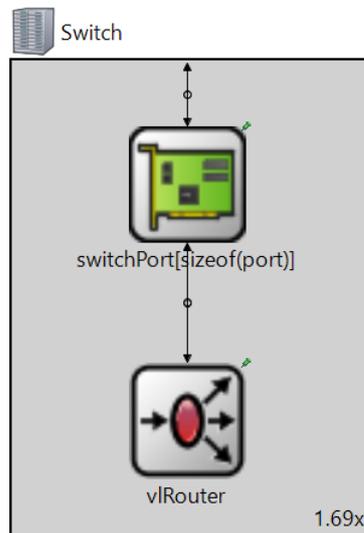


FIGURE A.2 Modélisation du commutateur en OMNet++

Chaque port d'un commutateur a une double fonction : laisser le trafic entrer ou sortir. Si un message arrive sur un port en entrée du commutateur, ce message est relayé vers le *VLRouter* qui décide la commutation vers le port de sortie. Pour la sortie, le port est composé de plusieurs modules permettant de décider de l'ordre de sélection des messages :

- Le module *Classifier* permet de différencier le trafic et de classifier les messages en fonction de leur priorité. Chaque priorité correspond à une classe de trafic à laquelle une file d'attente est associée.
- Le module *FIFOQueue* modélise une file d'attente FIFO correspondant à une classe de trafic. Le nombre de modules *FIFOQueue* dépend du nombre de classes de trafic.

- Le module *Server* modélise la politique de service et établit l'ordre de transmission des messages.

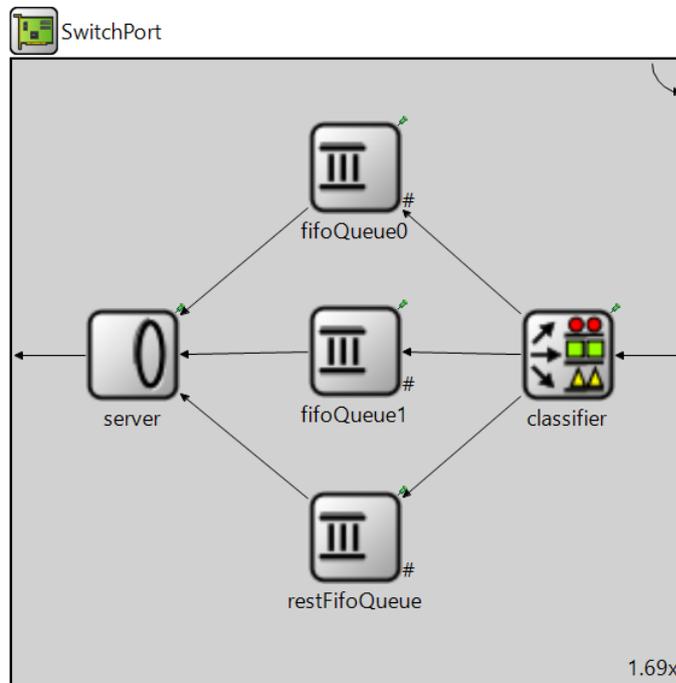


FIGURE A.3 Modélisation d'un port du commutateur en OMNet++

Une partie des différents modules définis précédemment sont implémentés également par les classes C++ suivantes :

- *EndSystem* gère la mise en place des VLs et l'émission des trames suivant une stratégie d'ordonnancement.
- *VLRouter* fait la commutation des trames vers le port de sortie correspondant ou vers l'équipement suivant. Les chemins de traversée du réseau sont enregistré pour chaque VL dans un module additionnel appelé *VLRoutingTable* qui joue le rôle d'une table de commutation. Cette table est consultée dans la classe *VLRouter* pour réaliser la commutation.
- *AFDXMessage* et *EthernetMessage* héritent de *cMessage* et contiennent les informations liées aux caractéristiques des trames avioniques et Ethernet, telles que longueur, *end system* source et destination, identifiant du VL, priorité, timestamp.
- *Job*, *Server*, *FIFOQueue* qui gèrent les mécanismes de files d'attente.

A.2 Configuration des paramètres

Dans notre simulateur, nous utilisons une configuration du réseau de l'A350. Cette configuration a été fournie par Airbus dans le cadre du projet IREHDO2. Cette configuration correspond à un fichier *.ncd* décrivant les différents paramètres du réseau : *end systems*, commutateurs, VLs, etc.

En OMNet++, la simulation du réseau industrielle est définie par un fichier de configuration *a350.ini* qui permet de contrôler son exécution et d'introduire des valeurs pour les paramètres du modèle. La plupart de ces paramètres sont lus directement du fichier *.ncd* fourni.

Plusieurs catégories de paramètres sont définies :

- Paramètres fixés automatiquement à partir de la spécification du réseau AFDX. Ces informations sont extraites à partir du fichier *.ncd* et sont écrites dans le fichier de configuration *.ini*.
 - **numberOfEndSystems** le nombre des *end systems* du réseau
 - **numberOfSwitches** le nombre de commutateurs AFDX du réseau
 - **numberOfEquipments** le nombre total d'équipements
 - **numberOfVLs** le nombre total des VLs
 - **ES Name** le nom de l'*end system*
 - **ES virtualLinkId** la liste des identifiants des VLs partant de l'*end system* source
 - **ES virtualLinkType** la liste des types des VLs partant de l'*end system* source
 - **ES virtualLinkOffset** la liste des offsets des VLs partant de l'*end system* source
 - **ES virtualLinkBAG** la liste des BAGs des VLs partant de l'*end system* source
 - **ES virtualLinkLmin** la liste des longueurs minimales de trame pour chaque VL de l'*end system* source
 - **ES virtualLinkLmax** la liste des longueurs maximales de trame pour chaque VL de l'*end system* source
 - **ES virtualLinkPeriod** la liste des périodes de génération des trames pour chaque VL de l'*end system* source

- **ES ethernetLinkId** la liste des identifiants des flux Ethernet émis à partir de l'*end system* source
- **SW name** le nom du commutateur
- **SW noOfPorts** le nombre de ports du commutateur
- Paramètres configurés manuellement par l'utilisateur
 - **dataRate** le débit du réseau en nombre de bits par seconde. Dans nos simulations, nous considérons un réseau à 1Gbps.
 - **commutationDelay** le délai de traversée du commutateur en μs . La durée de commutation d'un commutateur AFDX est de $2\mu s$.
 - **esOffset** les offsets entre les end systems du réseau. Ces offsets seront choisis de manière aléatoire.
 - **tableDuration** la durée de la table est fixée à 128ms
 - **slotDuration** la durée d'un slot. Cette durée peut être harmonique avec les valeurs du BAG si les trames avioniques sont émises à leur BAG ou on peut envisager un autre critère de mise en place de la table d'ordonnancement avec des durées de slots qui ne sont pas liées au BAG.
 - **schedulingPolicy** la méthode d'ordonnancement utilisée
 - **vlOffsetAssignmentAlgorithm** l'algorithme d'allocation des offsets des VLs dans la table d'ordonnancement de l'*end system*.
 - **pixelBytes** le nombre d'octets par pixel. Plusieurs valeurs sont possibles en fonction de la gamme des couleurs présentes dans la vidéo. En général, un pixel RGB peut être codé sur 3, 8 ou 24 bits. Dans nos simulations, nous avons choisi de coder les pixels par 3 octets (8 bits pour chaque couleur).
 - **imageLinesNbr** le nombre de lignes par image. Ce paramètre dépend de la résolution de l'image.
 - **imageColumnsNbr** le nombre de pixels par ligne. Nous avons considéré des images à une résolution d'écran XGA avec 1024×768 pixels (1024 pixels/ligne, 768 lignes).
 - **imageRate** le nombre d'images par seconde. Nous avons considéré un nombre de 24 images par seconde.

ANNEXE B

ALGORITHME D'ALLOCATION NAÏVE POUR UNE RÉSERVATION HARMONIQUE

Dans le chapitre 6, nous avons défini l'algorithme 3 d'allocation naïve des colonnes aux VLs avec une réservation harmonique.

Après l'étape d'initialisation et d'attribution des colonnes aux VLs, l'algorithme permet

Algorithme 3 : Heuristique d'allocation naïve pour une réservation harmonique

Input : A, L, C //nombre de flux avioniques VL, nombre de lignes et de colonnes de la table
 $table[L][C]$ //une matrice bidimensionnelle représentant la table d'ordonnancement, si $table[l][c]=1$, le slot (l,c) est occupé par un VL
 $bag[A]$ //un vecteur de valeurs de BAG des flux VL
 r //le facteur de redondance

Output : $table[L][C]$ //la réservation de la table d'ordonnancement résultante
 $allocation[A]$ //un vecteur enregistrant les colonnes réservées aux flux VL

//Initialisation de la table à zéro

$initialization(table[L][C]);$

//Un slot est réservé pour chaque VL sur la première ligne de la table toutes les deux colonnes

foreach $a \in [1..A]$ **do**

$table[1][2 \times a - 1] \leftarrow 1;$

 //Mise à jour du vecteur d'allocation

$allocation[a] \leftarrow 2 \times a - 1;$

 //Fixer l'intervalle entre les lignes des slots réservées pour chaque VL en fonction de la durée de BAG et du facteur de redondance r

$intervalleLignes[a] \leftarrow \left\lfloor \frac{bag[a]}{r} \right\rfloor$

end

```

//Parcourir la table pour réserver des slots à l'intervalle fixé entre les lignes par le
BAG et le facteur de redondance sur les colonnes déjà réservées
foreach  $l \in [1..L]$ ,  $c \in [1..C]$  do
  foreach  $a \in [1..A]$  do
    //Réservation des slots sur les lignes de la table multiples à l'intervalle  $\frac{BAG}{r}$ 
    if  $table[1][allocation[a]] == 1$  then
      if  $l \bmod intervalleLignes[a] == 0$  then
        |  $table[l][c] \leftarrow 1;$ 
      end
    end
  end
end
end

```

de calculer sur chaque colonne réservée à un VL le nombre de lignes qui séparent les slots réservés à ce VL. Cet intervalle entre lignes, dénoté par *intervalleLignes*, correspond pour chaque VL à la division entière de la durée de BAG du VL par le facteur de redondance r .

ANNEXE C

ALGORITHME D'ALLOCATION UNIFORME POUR UNE RÉSERVATION HARMONIQUE

Dans le chapitre 6, nous avons défini l'algorithme 4 pour une allocation uniforme des colonnes aux VLs avec une réservation harmonique.

Algorithme 4 : Heuristique d' allocation uniforme pour une réservation harmonique

Input : A, L, C //nombre de flux avioniques VL, nombre de lignes et de colonnes
 $table[L][C]$ //une matrice bidimensionnelle représentant la table d'ordonnancement, si $table[l][c]=1$, le slot (l,c) est occupé par un VL
 $bag[A]$ //un vecteur de valeurs de BAG des flux VL
 r //le facteur de redondance

Output : $table[L][C]$ //la réservation de la table d'ordonnancement résultante
 $allocation[A]$ //un vecteur enregistrant les colonnes réservées aux flux VL

//Initialisation de la table à zéro

$initialize(table[L][C]);$

//Initialisation de l'intervalle entre les colonnes réservées

$intervalleCol \leftarrow \left\lfloor \frac{C}{A} \right\rfloor$

//Un slot est réservé pour chaque VL sur la première ligne de la table à chaque intervalle établi entre les colonnes

foreach $a \in [1..A]$ **do**

$table[1][(a - 1) \times intervalleCol + 1] \leftarrow 1;$

 //Mise à jour du vecteur d'allocation

$allocation[a] \leftarrow (a - 1) \times intervalleCol + 1;$

 //Fixer l'intervalle entre les lignes des slots réservées pour chaque VL en fonction de la durée de BAG et du facteur de redondance r

$intervalleLignes[a] \leftarrow \left\lfloor \frac{bag[a]}{r} \right\rfloor$

end

```
//Parcourir la table pour réserver des slots à l'intervalle fixé entre les lignes par le
BAG et le facteur de redondance sur les colonnes déjà réservées
foreach  $l \in [1..L]$ ,  $c \in [1..C]$  do
  foreach  $a \in [1..A]$  do
    //Réservation des slots sur les lignes de la table multiples de  $\frac{BAG}{r}$ 
    if  $table[1][allocation[a]] == 1$  then
      if  $l \bmod intervalleLignes[a] == 0$  then
        |  $table[l][c] \leftarrow 1;$ 
      end
    end
  end
end
end
```

Résumé

AFDX est le standard Ethernet commuté utilisé pour la transmission des flux avioniques. Pour des raisons de certification, le réseau AFDX déployé à présent dans les avions civils est très peu chargé. Cette thèse vise à étudier la possibilité envisagée par les avionneurs d'utiliser la bande passante AFDX restante pour transporter des flux non-avioniques additionnels (vidéo, audio, service). Ces flux ne doivent pas affecter les délais de transmission des flux avioniques. Pour multiplexer des flux avioniques et non-avioniques des politiques d'ordonnancement sont nécessaires au niveau des systèmes d'extrémité (*end systems*) et des commutateurs.

Dans cette thèse, nous considérons l'exemple de la transmission sur AFDX de flux vidéo provenant des caméras de surveillance de l'avion. Le multiplexage des flux avioniques et vidéo est réalisé par l'introduction d'une table d'ordonnancement au niveau des *end systems* émetteurs et d'une politique de type SPQ dans les ports de sortie du commutateur. Cette solution préserve les contraintes temps-réel des flux avioniques, mais peut introduire des variations sur les délais de bout-en-bout des flux vidéo. Une allocation appropriée des flux avioniques dans la table d'ordonnancement peut réduire le retard d'émission des flux vidéo et ainsi, limiter les variations de délai. Nous proposons deux stratégies d'allocation des flux avioniques dans la table d'ordonnancement : une heuristique simple et une allocation optimale. L'allocation optimale est dérivée en résolvant un problème d'optimisation par contraintes qui minimise le retard d'émission des flux vidéo. Dans le cas des *end systems* moins chargés, l'allocation par heuristique est proche de l'optimale.

Mots clés : AFDX, qualité de service, transmission vidéo, table d'ordonnancement, délai de bout-en-bout, optimisation par contraintes

Abstract

AFDX is the standard switched Ethernet solution for transmitting avionic flows. Today's AFDX deployments in commercial aircrafts are lightly loaded to ensure the determinism of control and command operations. This thesis aims at investigating a practical alternative envisioned by manufacturers that takes advantage of the remaining AFDX bandwidth to transfer additional non-avionic flows (video, audio, service). These flows must not compromise the in-time arrival of avionic ones. Thus, appropriate scheduling policies for multiplexing avionic flows with non-avionic flows are required at the emitting end systems and switch egress ports. We mainly focus on the transmission of additional flows carrying video streams from cameras located on the airplane to cockpit display.

Multiplexing avionic flows with video flows is tackled by introducing table scheduling at the emitting end systems and a 2-priority levels SPQ service policy at switch egress ports. This solution preserves the real-time constraints of avionic flows but may introduce variations of the end-to-end delay of video ones. An appropriate allocation of slots to avionic flows in table scheduling can reduce the emission lag of video flows and thus, limit their delay variations. We propose two strategies to allocate avionic flows in the table scheduling : a simple one based on heuristics and an optimal one. Optimal schedules are derived by solving a constraint programming model minimizing the emission lag of video flows. For lightly loaded end systems, heuristic allocation is close to optimal.

Keywords : AFDX, Quality of Service, video transmission, table scheduling, end-to-end delay, constraint optimization