

Analyse pire-cas des délais de traversée et des tailles de files d'attente dans les réseaux embarqués (Ethernet commuté)

Richard Garreau, Frederic Ridouard, Henri Bauer
and Pascal Richard

e-mail: {richard.garreau,pascal.richard}@univ-poitiers.fr
{frederic.ridouard henri.bauer}@ensma.fr

February 4, 2021

Résumé 1 *Ce rapport de recherches présente un état de l'art des principales méthodes d'analyse pire-cas du délai de traversée de réseau par des trames ainsi que du dimensionnement des files d'attente. Le contexte de cette étude bibliographique est celui des réseaux embarqués critiques basés sur de l'Ethernet commuté.*

1 Introduction

Dans le cadre de la certification, la démonstration du déterminisme de tout protocole réseau est requise pour son utilisation dans les domaines critiques tels que l'avionique. Le déterminisme est une notion complexe qui regroupe bon nombres de domaines (mécanique, informatique, réseau, électrotechnique...) et de contraintes à garantir. D'un point de vue réseau, au cours de ces travaux, nous nous sommes focalisés à démontrer uniquement que dans le cas nominal :

- la non-perte de trame sur le réseau;
- le respect des échéances pour l'ensemble des flux du réseau.

La nature même des liens physiques (*p. ex.full-duplex* en AFDX) assure qu'ils ne peuvent être à l'origine d'aucune collision et donc de perte de trame, que ce soit dans les réseaux AFDX et AVB. Ainsi, seul le dépassement de la capacité d'une file d'attente dans un commutateur (ou ES) peut entraîner la perte d'une trame. Par conséquent, en plus de l'analyse du délai de bout-en-bout des flux, nous avons aussi contribué sur le calcul d'une borne supérieure garantie sur les tailles de files d'attente.

Dans le paragraphe 2, nous présentons la problématique liée à ces deux contraintes à garanti et notamment leur proximité en termes de calcul. Paragraphe 3, nous présentons un état de l'art complet sur l'analyse du délai de traversée du réseau par un flux ainsi que celle sur le calcul des tailles de files d'attente. Pour finir, paragraphe 4, nous contextualiserons les travaux de recherches présentés dans ce document.

2 Problématique

Nous nous plaçons dans le cas nominal. C'est-à-dire qu'il n'y a aucune erreur (*p. ex.aucun* lien, commutateur ou calculateur défaillant), ni acte de malveillance (*p. ex.intrusion*, ajout de trame), présent dans le réseau.

Nous détaillons, dans la suite, la problématique de l'analyse du déterminisme dans les réseaux temps réel :

- Dimensionnement des files d'attente;
- Délai de bout-en-bout de traversée du réseau par les trames.

2.1 Dimensionnement des files d'attente

Déterminer la taille maximum d'une file d'attente, suppose de connaître l'arriéré pire-cas présent dans la file à n'importe quel instant. Cependant quand nous analysons le délai pire cas de bout-en-bout d'une trame dans un réseau, nous construisons dans chaque nœud traversé, le pire scénario. C'est-à-dire, celui maximisant son

temps d'attente dans le nœud ou la quantité de travail, en nombre de bits, présente dans la file d'attente à son arrivée dans celle-ci. Ainsi, après avoir calculé le délai de traversée d'un nœud pour tous les flux passant par lui, la taille maximum de la file d'attente, en nombre de bits, peut être déduite.

Cependant, en fonction du contexte, les tailles de files d'attente ne doivent pas être dimensionnées en nombre de bits mais en nombre de trames. En effet, la taille d'une file d'attente peut être définie en nombre de bits ou en nombre de trames. Une taille d'attente définie en nombre de bits, correspond à de l'allocation dynamique de la mémoire. C'est-à-dire qu'à chaque demande d'allocation, la taille souhaitée peut varier et, à chaque fois, le nombre exact de bits demandé est attribué. Lorsque la taille d'une file d'attente est exprimée en nombre de trames, l'allocation est dite statique. C'est-à-dire que quelque soit la taille de la demande d'allocation, un emplacement de la taille maximale (sur l'ensemble des trames) est alloué.

Dans les systèmes embarqués critiques tels que l'avionique et afin de limiter les coûts de certification, l'allocation statique est privilégiée. Cependant, dans la littérature, il n'y a pas de travaux spécifiques sur le dimensionnement des tailles de files d'attente en nombre de trames utilisables dans un contexte industriel. Néanmoins, le nombre maximum de trames présentes dans une file d'attente peut être déduit du nombre de maximum de bits, en divisant ce dernier, par la taille de trame minimale. Cette approche implique, par construction, un surdimensionnement important des files d'attente dès que les tailles de trames sont variées.

Dans la littérature, les travaux portant sur les tailles de files d'attente sont peu nombreux. Dû à leur connexité, ils sont déduits des méthodes d'analyse des délais de bout-en-bout. Ainsi, dans la suite de ce paragraphe, nous nous focalisons sur l'analyse du délai de bout-en-bout.

2.2 Délai de bout-en-bout

Plusieurs travaux sont menés sur l'analyse du délai de bout-en-bout d'une trame dans réseau commuté. La Fig. 1 permet de les visualiser graphiquement.

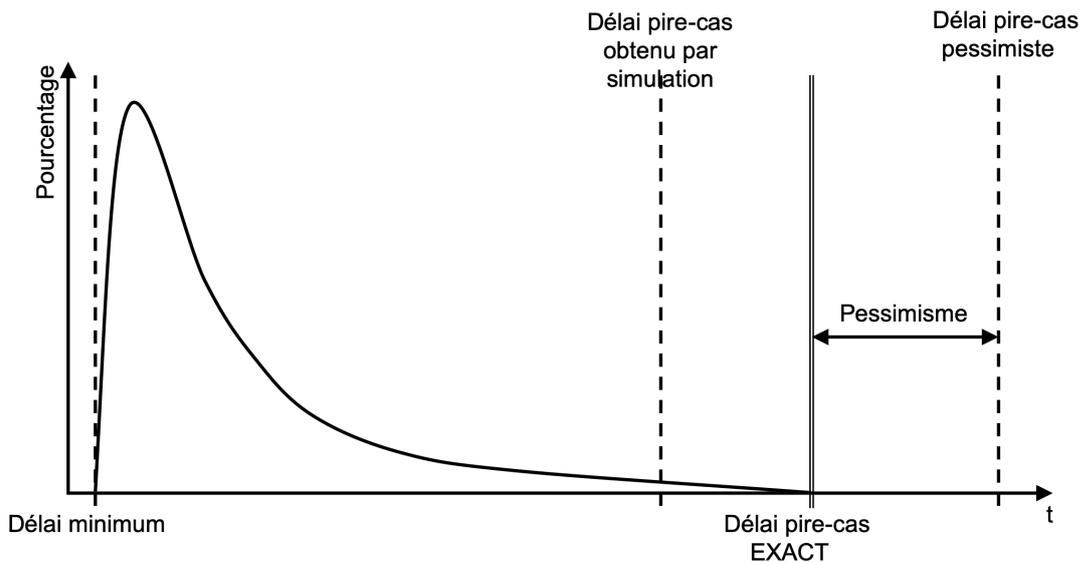


Figure 1: Analyse du délai de bout-en-bout d'une trame.

La distribution dépeinte Fig. 1 est le résultat statistique de l'analyse d'un unique flux générant des trames depuis un nœud source vers un unique destinataire. D'un point de vue théorique, cette distribution peut être construite en mesurant, sur une application réelle, le délai nécessaire à chaque trame générée par le flux depuis son entrée jusqu'à sa sortie du réseau. Cette mesure doit être relevée pendant toute la durée de vie de l'application. Ce qui d'un point de vue pratique est quasiment impossible à obtenir. Surtout que l'évaluation d'un réseau, dans les systèmes critiques, doit être menée bien avant son utilisation en configuration réelle.

La majeure partie de cette distribution peut être construite par simulation [1] en amont de son utilisation. C'est-à-dire que le réseau est simulé en partant des caractéristiques de la configuration complète. Cette simulation est répétée un bon nombre de fois en modifiant aléatoirement les paramètres afin d'explorer le plus de cas possibles.

De nombreuses plate-formes de simulation, commerciales ou non, existent pour modéliser les réseaux. Dans les principales, nous pouvons citer, par exemple, *OMnet++* [2], *NS3* [3] ou encore *Opnet* [4].

La simulation est un bon outils pour analyser le comportement moyen d'un réseau si les paramètres d'entrée modélisent correctement le système. De nombreux travaux ont été menés dans l'AFDX [5–11] et l'AVB [12–17]. Cependant, comme représenté par la Fig. 1, le délai pire-cas obtenu par simulation n'est pas garanti. Il peut se retrouver inférieur au pire-cas exact, si le scénario correspondant n'a pas été simulé.

Le délai pire-cas exact (Fig. 1) peut être déterminé par le *Model Checking* [18]. En effet, cette approche formelle se base sur modélisation à base d'automates temporisés [19,20] et analyse tous les scénarios possibles. Ainsi, le scénario menant au délai pire-cas est testé.

Le *Model Checking* a été appliqué à l'AFDX [5,7,21,22] mais également dans l'AVB [12,23,24]. Néanmoins, même si certains travaux tentent de limiter le nombre de scénarios à analyser [25–27], ce nombre est tel qu'il implique, généralement, une explosion combinatoire même pour des configurations très simples. Ainsi, le *Model Checking* est, en général, non utilisable dans un contexte industriel pour déterminer les délais pire-cas exacts des différents flux.

Il n'existe pas de méthode permettant de calculer les délais pire-cas exacts pour les flux d'une configuration AFDX ou AVB industrielle réelle. Des méthodes ont ainsi été définies pour calculer uniquement une borne supérieure sur le délai pire-cas de chaque flux Fig. 1. Par construction, cette borne est garantie, dans le sens où elle ne peut jamais être dépassée. Elle peut donc être utilisée pour la validation du système. Cependant, cette borne n'étant pas le délai pire-cas exact (*cf.* Fig. 1), elle est pessimiste et entraîne, par conséquence, un surdimensionnement du réseau. Ainsi, l'objectif majeur de ces approches est de limiter le pessimisme Fig. 1 qu'elles induisent, par rapport à une approche exacte.

Dans le paragraphe suivant, nous présentons un état de l'art complet sur les approches calculant une borne supérieure pire-cas sur les délais de bout-en-bout et, éventuellement, sur les tailles de files d'attente.

3 Méthodes d'analyse d'une borne supérieure pire-cas sur les délais

Le dimensionnement au plus juste dans les réseaux embarqués est un problème industriel majeur. Dans ce travail nous nous concentrons sur l'analyse des délais de bout-en-bout et le dimensionnement de files d'attente dans les réseaux Ethernet commuté et plus précisément, dans l'AFDX et l'AVB. Ces deux problèmes sont connexes et liés. Cependant, la majorité des travaux porte sur l'analyse du délai. La recherche du délai de bout-en-bout pire-cas exact est un problème difficile. Ainsi, il n'existe pas d'approche permettant de déterminer le délai pire-cas exact dans une configuration industrielle. Nous nous concentrons donc uniquement sur des méthodes calculant une borne supérieure de ce délai pire-cas. Dans la suite, nous présentons ces approches selon un ordre qui se veut chronologique.

3.1 La méthode holistique

La méthode holistique a été proposée par Tindell [28,29]. Elle a été conçue, initialement pour l'analyse de systèmes distribués mais avec un modèle réseau très simple. L'analyse holistique construit un pire-scénario et détermine ainsi une borne supérieure sur le délai, localement dans chaque nœud traversé par la trame. La borne supérieure du délai de bout-en-bout est obtenu en sommant les différents délais locaux. Le calcul du délai pire-cas sur un nœud, se fait par un calcul de point fixe. Initialement, la méthode holistique a été conçue pour les systèmes temps réel avec ordonnancement préemptif. Elle a été étendue à l'ordonnancement non-préemptif dans [30]. Dans [31], l'analyse holistique a été appliquée aux réseaux de paquets mais sans preuve formelle. Pour finir, Gutiérrez *et al.* [32], ont appliqué la méthode holistique analyser spécifiquement les *End Systems* du réseau AFDX.

3.2 Network Calculus

Le *Network Calculus* [33–35] est l'une des premières approches développées pour l'analyse de performances dans les réseaux [36–38] et, en particulier, dans l'AFDX. Cette approche basée sur des fondamentaux mathématiques, des dioïdes [39], semblables à l'algèbre (min +) et (max, +). Cet également, à ce jour, l'outil utilisé par Airbus pour certifier ses réseaux AFDX (A380, A350...).

Outre celui développé pour Airbus, d'autres outils implémentant le *Network Calculus* pour analyser les réseaux ont été développés. Par exemple, nous pouvons citer *DiscoDNC* [40] (en version déterministe) et *DiscoSNC* [41], *COINC* [42] et *RTaW-PEGASE* [43].

Le *Network Calculus* modélise tout élément (flux, nœud...) du réseau en courbes. Par exemple, considérons un flux avionique qui émet une trame de longueur F périodiquement tous les $T \mu s$. Ainsi, une trame de F bits arrive tous les $T \mu s$. La courbe ainsi décrite correspond au tracé de la fonction en escalier $f(t)$ de la Fig. 2. Cependant, le *Network Calculus* approxime sa courbe d'arrivée par une enveloppe maximum représentée par la

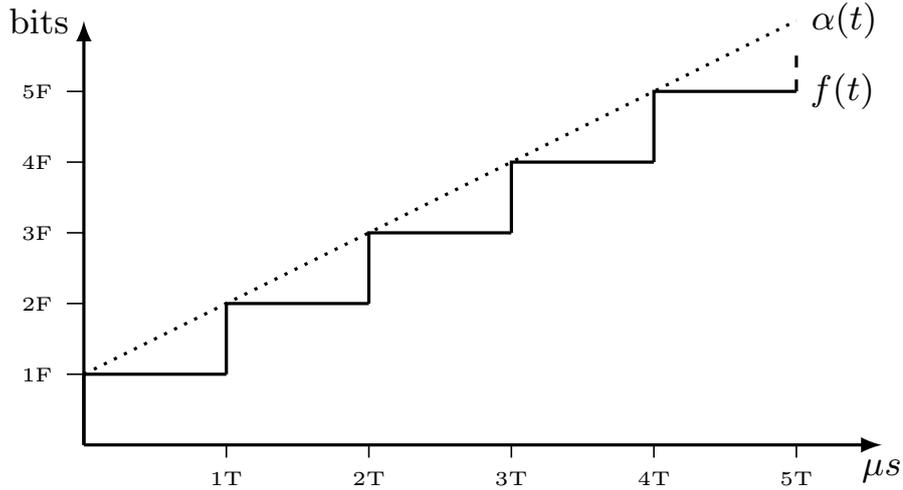


Figure 2: Courbe d'arrivée d'un flux en *Network Calculus*.

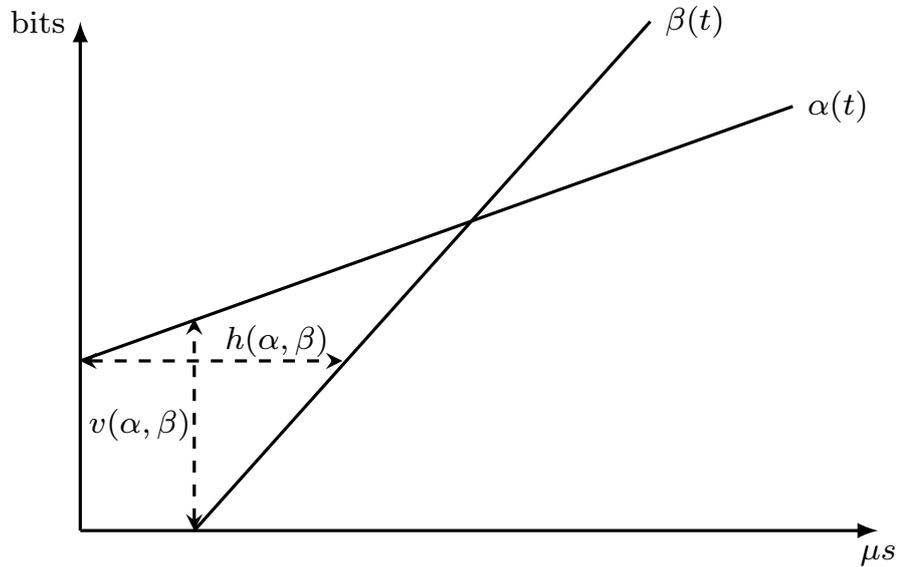


Figure 3: Schéma général du *Network Calculus*.

droite affine $\alpha(t)$. Cette droite affine permet de simplifier les calculs. Cependant, elle induit du pessimisme car elle surapproxime la fonction $f(t)$. Le délai, ainsi calculé, définit une borne supérieure garantie par définition.

Pour analyser un nœud N traversé par un flux v , on trace sur un même graphe (cf. Fig. 3) :

- la courbe d'arrivée $\alpha(t)$ modélisant les trames émises par v et entrant dans N ;
- la courbe de service $\beta(t)$ qui définit le nombre maximum de bits que peut transmettre N durant un intervalle de temps t ($t \geq 0$).

L'écart horizontal maximal entre $\alpha(t)$ et $\beta(t)$, noté $h(\alpha, \beta)$, (cf. Fig. 3) définit le temps maximal passé par un bit dans N , par extrapolation, elle définit également le délai pire-cas de traversée de N par une trame générée par v . Ce délai se calcule tant que la file d'attente est non vide ou $\beta(t) \leq \alpha(t)$. De plus, l'écart vertical entre $\beta(t)$ et $\alpha(t)$ mesuré tant que la file d'attente est non vide, $\beta(t) \leq \alpha(t)$ définit le nombre maximum de bits présents simultanément à tout instant dans la file d'attente de N . Cependant, ce nombre de bits ne permet pas de savoir le nombre de trames correspondant.

Dans l'AFDX, les premiers à appliquer le *Network Calculus*, avec la politique de service FIFO, dans l'AFDX sont Grieu *et al.* [44,45]. Leurs travaux, comme la majorité des travaux en *Network Calculus* ont pour objectif principal d'analyser le délai de bout-en-bout d'un flux. Ces travaux ont servis de base au développement par Airbus de son outil de certification de l'AFDX. Une comparaison entre ces travaux et la simulation ainsi que

le *Model Checking* est détaillée dans [5]. Les travaux menés depuis, même encore aujourd’hui, essaient de minimiser le pessimisme induit par le *Network Calculus* dans l’AFDX ou tout autre réseau commuté. Ainsi, dans [46], les auteurs mesurent l’impact d’agréger tous les flux entrant dans un nœud. Ils généralisent cette agrégation, sur chacun des liens traversés par une trame pour obtenir le délai de bout-en-bout [47]. Un travail pour une modélisation plus fine des éléments réseaux par des courbes, et ainsi pour réduire le pessimisme est détaillé dans [48]. Dans [49], les travaux sur l’ordonnancement temps-réel afin de minimiser les courbes d’arrivée des flux. Un programme linéaire à base de *Network Calculus* est présenté dans [50] afin de pouvoir déterminer les délais de bout-en-bout des trames.

Des travaux ont également été menés pour d’autres politiques de service comme les priorités statiques [51], priorités fixes [52] ou même sans connaître, à priori, la politique de service [53]. L’analyse de performances avec *Network Calculus* dans les réseaux de paquets a aussi été étudiée afin de déterminer les chemins des flux qui minimisent les délais de bout-en-bout mais aussi les tailles de file d’attente [54]. Une version probabiliste du *Network Calculus* a été proposée dans [55–57] dans le cadre de l’AFDX avec la politique de service FIFO. De plus, l’outil DiscoSNC [41] est en version probabiliste.

Plus spécifiquement, des travaux sur le dimensionnement des tailles de files d’attente à l’aide du *Network Calculus* ont été menés mais ils sont peu nombreux. Ainsi, dans [44], la taille des files d’attente est donnée en bits par analyse verticale des courbes (*cf.* Fig. 3). Cependant, dans [58], les auteurs se basent sur un modèle de *Packetization* de [37,38] pour évaluer la taille des files d’attente en nombre de trames. Ils modélisent ainsi deux courbes d’arrivée (une minimum et une maximum) de paquets pour chaque flux et obtiennent des résultats bien meilleurs que ceux obtenus sur le modèle de flux classique. Ces résultats sont obtenus avec la politique de service *Round-Robin* mais ne peuvent s’étendre efficacement à FIFO ou aux priorités fixes.

Des travaux ont permis d’appliquer *Network Calculus* à l’AVB. Ainsi, une modélisation complète du protocole AVB et de sa politique de service CBS est définie dans [59] et une première analyse des délais est présentée dans [60]. Les autres travaux se sont portés ensuite sur le TSN, l’extension d’AVB. Ainsi, la modélisation de TSN avec ces trois types de flux a été détaillée dans un rapport de recherche [61]. L’impact de la politique de service CBS est évaluée pour les flux selon leurs priorités [62]. Dans [63], les auteurs se focalisent plus spécifiquement sur les délais des flux AVB du réseau TSN. Les délais de bout-en-bout des flux du réseau TSN sont analysés [64]. Pour finir, les auteurs de [65] analysent les délais de bout-en-bout des différentes trames, en jouant sur les paramètres d’ordonnancement des flux les plus prioritaires

A notre connaissance, il n’y a pas de travaux spécifiques sur le dimensionnement des files d’attente en AVB ou TSN.

3.3 La méthode des Trajectoires

La méthode des trajectoires (TA) [66] a été développée initialement pour l’analyse des délais dans les réseaux de paquets sous le politique d’ordonnancement FIFO. Elle a ensuite été étendue à la politique de priorités fixes FP/FIFO [67] puis à *Fixed Priority/Earliest Deadline First* (FP/EDF*) [68]. La principale différence avec les approches précédentes, est qu’elle détermine le délai en construisant un pire scénario simultanément sur l’ensemble des nœuds traversés par la trame, depuis dernier vers le premier.

TA a été appliquée dans le réseau AFDX [69,70] en FIFO, pour l’analyse des délais de bout-en-bout. Une comparaison entre les résultats obtenus avec TA et le *Network Calculus* sur une configuration AFDX est présentée dans [71]. La méthode des Trajectoires a été appliquée pour l’analyse des délais du AFDX mais avec la politique d’ordonnancement des priorités fixes [72]. Une analyse du pessimisme de TA dans les réseaux Ethernet commuté est présentée dans [73]. Concernant le dimensionnement des files d’attente, Coelho *et al.* déduisent à partir de l’analyse de délai pire-cas de traversée d’une file d’attente, sa taille maximum en nombre de trames [74]. Ce calcul n’est toutefois possible que si toutes les trames ont la même taille. La méthode des trajectoires a été également appliquée à l’analyse des délais de bout-en-bout dans l’AVB [75].

Cependant, malgré tous les travaux menés, la définition même de TA n’a jamais été formellement démontrée. Son utilisation pour la validation d’applications critiques est ainsi difficile. En effet, il n’est pas garanti que la borne supérieure calculée sur chaque délai de bout-en-bout soit garantie. Ainsi, dans [76], nous avons démontré que dans certains cas rares, la méthode des trajectoires pouvait déterminer une borne supérieure optimiste, c’est-à-dire inférieure au délai pire-cas exact. En analysant un exemple, Li *et al.* [77] ont proposé une correction de TA mais sans preuve formelle.

3.4 Real-Time Calculus et *Compositional Performance Analysis*

Real-Time Calculus est basé principalement sur le *Network Calculus* [37,38] mais utilise également des concepts d’ordonnancement temps réel [78]. Il permet l’analyse de performances dans les systèmes embarqués (ordon-

nancement sur les processeurs et réseau). Cependant, plusieurs différences sont notables avec *Network Calculus*. Concernant le contexte de nos travaux, nous pouvons en retenir deux :

- Généralement, comme modélisé Fig. 2, en *Network Calculus* la courbe d'arrivée des flux est un maximum et, de même, celle de service (modélisant le nœud) est un minimum. Ce qui induit du pessimisme. En *Real-Time Calculus* les flux (*resp.* le nœud) sont modélisés par deux courbes d'arrivée (*resp.* de service), une minimum et une maximum.
- Le *Real-Time Calculus* utilise les flux d'évènements afin de générer toute arrivée ou génération d'éléments (*p. ex.* l'arrivée d'une trame).

Le *Real-Time Calculus* a été développé pour l'analyse d'ordonnement des systèmes temps-réel critiques distribués [78,79] mais avec une composante réseau très simplifiée. Les travaux appliquant le *Real-Time Calculus* dans les réseaux sont peu nombreux et concernent principalement le domaine de l'automobile. Ainsi dans [80], les auteurs démontrent l'application du *Real-Time Calculus* sur un exemple de réseau Ethernet/IP basé sur IEEE802.3 [81] pour déterminer des délais de bout-en-bout garantis. Les auteurs de [82] utilisent les travaux issus de [79] pour définir une analyse fine des délais de bout-en-bout dans l'AVB avec deux études de cas.

L'approche *compositional performance analysis* (CPA) [83,84] basée sur le *Real-Time Calculus* a été développée afin d'analyser l'AVB puis elle a été généralisée aux réseaux Ethernet commutés. Les bornes supérieures sur les délais déterminés par CPA ont été améliorés en prenant en compte de l'effet de sérialisation bien connu dans les réseaux de paquets [44] dans l'AVB [85] puis généralisés à l'Ethernet commuté [86]. Pour finir, CPA a été étendue aux priorités fixes [87]. L'outil *pyCPA* [88,89], développé en Python implémente CPA.

Des travaux pour développer une version probabiliste du *Real-Time Calculus* ont été initiés dans [90]. Le paradigme du *Pay-Burst-Only-Once* [44] bien connu en *Network Calculus* a été intégré au *Real-Time Calculus* [91].

A notre connaissance, il n'existe pas dans la littérature des travaux sur l'application du *Real-Time Calculus* ou de la méthode CPA afin d'analyser le réseau AFDX ou afin de déterminer les tailles de files d'attente sur les réseaux Ethernet commutés.

3.5 Méthode de Bordoloi

Bordoloi *et al.* [92] ont développé la première approche d'analyse des délais de bout-en-bout spécifique à l'AVB et à sa politique d'ordonnement à crédit CBS. Elle est définie pour l'analyse d'un seul nœud et s'étend à une analyse du délai sur plusieurs commutateurs en reprenant le principe de la méthode holistique. Ces travaux ont été étendus au réseau TSN dans [24].

3.6 La méthode des intervalles éligibles

En 2016, Cao *et al.* [93,94] ont développé une nouvelle approche spécifique pour l'analyse des délais de bout-en-bout dans l'AVB. Les auteurs voient en l'approche par périodes d'activités (utilisées généralement par les autres méthodes), une limitation forte due à la politique de service à crédit CBS. Les périodes d'activités ne prévoient pas, en général, les instants oisifs dus, par exemple, à un crédit négatif ne sont ainsi pas pris en compte. Ils proposent donc une approche basée sur les intervalles éligibles. Pour une classe *Stream Reservation* (SR) de priorité (*cf.* paragraphe ??), un intervalle éligible $[a, b[$ démarre par le premier instant a (avec $a \geq 0$) tel que son crédit est nul et au moins une de ses trames est en attente de transmission dans sa file d'attente. Cet intervalle se termine à l'instant b ($a \leq b$). b est le premier instant après a tel qu'il correspond à la fin de transmission d'une trame du flux et que soit le crédit de la classe devient négatif, soit la file d'attente est vide.

Basé sur ce concept, Cao *et al.* ont analysé une configuration composée d'un seul commutateur AVB. Ils analysent le délai de traversée du commutateur pour les trames du flux de classe M retardé par un flux de plus haute priorité et un flux de plus basse priorité [93,94]. Ils comparent leurs résultats avec ceux de CPA et de Bordoloi *et al.* et concluent à de meilleures bornes (plus proches du délai pire-cas exact). Leurs travaux sont étendus au cas de plusieurs flux de plus haute et de plus basse priorité [95]. A noter que dans le cas avec plusieurs flux de plus haute priorité, une condition de validité est rajoutée. Pour finir ces travaux sont utilisés dans un commutateur TSN afin de définir la bande passante minimum nécessaire pour les flux AVB.

4 Conclusion

Le dimensionnement au plus juste des réseaux embarqués est un besoin fort pour les industriels afin d'éviter les coûts liés au surdimensionnement. En particulier, l'analyse des délais de bout-en-bout de traversée d'un réseau

est un problème difficile. L’obtention d’un délai pire-cas exact pour l’ensemble des flux d’une configuration industrielle réelle est, à ce jour, impossible en un temps raisonnable. Ainsi, de nombreuses approches ont été définies pour déterminer une borne supérieure de ce délai pire-cas, dans les réseaux Ethernet commutés et plus particulièrement, l’AFDX et l’AVB. Les caractéristiques des principales méthodes sont résumées dans le Table 1.

	Démonstration formelle	Modèle général ¹	Application		File d’attente	
			AFDX	AVB	bits	trames
Méthode Holistique	-	✓	-	-	-	-
<i>Network Calculus</i>	✓	✓	✓	✓	✓	~
Méthode des Trajectoires	-	✓	✓	✓	✓	~
<i>Computational Performance Analysis</i>	✓	✓	-	✓	-	-
Travaux de Bordoloi <i>et al.</i>	✓	-	-	✓	-	-
La méthode des intervalles éligibles	✓	-	-	✓	-	-

Table 1: Bilan des principales approches d’analyse de performance dans les réseaux AFDX et AVB.

La méthode holistique présentée par Tindell *et al.* [28] a été démontrée formellement mais son application à un réseau de paquets [31] ne l’a pas encore été. De plus, même si le modèle réseau est généraliste, il n’existe à ce jour, aucun exemple d’application à un protocole réel.

Le *Network Calculus* est la plus complète des approches et a été appliquée à plusieurs réseaux Ethernet commuté tels que l’AFDX et l’AVB. Des travaux ont également permis d’analyser les tailles de file d’attente en nombre de bits. Il existe peu de travaux dans la littérature [58] pour le dimensionnement en nombre de trames. Cependant, l’outil de dimensionnement des files d’attente des commutateurs de l’AFDX, utilisé par Airbus et ses fournisseurs, est basé sur *Network Calculus*. A notre connaissance, il n’existe malheureusement aucune source décrivant cet outil.

La méthode des Trajectoires a fait l’objet de nombreux travaux permettant ainsi son application à l’AFDX et à l’AVB ainsi qu’à l’évaluation des tailles de file d’attente en nombre de bits mais également en nombre de trames sous la contrainte très restrictive que toutes les trames aient la même taille. Cependant, cette approche qui est basé sur un modèle réseau de paquets généraliste ne dispose d’aucune démonstration formelle.

Les autres approches ont été définies pour l’AVB et se concentrent uniquement sur le délai. Cependant, CPA a été étendue à l’Ethernet commuté. Leurs travaux respectifs ont fait l’objet de démonstrations formelles. Les travaux initiés par Bordoloi *et al.* ont été généralisés au réseau TSN. Il en est de même pour ceux portant sur les intervalles éligibles. Cependant ceux-ci se limitent à l’analyse d’un unique nœud.

References

- [1] K. Popovici and P. J. Mosterman, *Real-Time Simulation Technologies: Principles, Methodologies, and Applications*. CRC Press, 2012.
- [2] OMNeT++. (2020) Omnet++ is an extensible, modular, component-based c++ simulation library and framework, primarily for building network simulators. [Online]. Available: <https://omnetpp.org/>
- [3] C. NS3. (2020) Ns-3: Network simulator. [Online]. Available: <https://www.nsnam.org/>
- [4] Riverbed. (2020) Technologies opnet - simulateur de réseau. [Online]. Available: <https://www.riverbed.com/fr/products/steelcentral/opnet.html>
- [5] H. Charara, J.-L. Scharbarg, J. Ermont, and C. Fraboul, “Methods for bounding end-to-end delays on an afdx network,” in *Real-Time Systems, 2006. 18th Euromicro Conference on*. IEEE, 2006, pp. 10–pp.
- [6] H. Charara, “Évaluation des performances temps réel de réseaux embarqués avioniques,” Ph.D. dissertation, Institut National Polytechnique de Toulouse, 2007.
- [7] A. Basu, S. Bensalem, M. Bozga, B. Delahaye, A. Legay, and E. Sifakis, “Verification of an afdx infrastructure using simulations and probabilities,” in *Runtime Verification*, H. Barringer, Y. Falcone, B. Finkbeiner, K. Havelund, I. Lee, G. Pace, G. Roşu, O. Sokolsky, and N. Tillmann, Eds. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2010, pp. 330–344.

- [8] L. Ding, S. D., Z. X., and Q. Hu, “The research of afdx system simulation model,” *International Conference on Multimedia Technology*, pp. 1–4, 2010.
- [9] C. Suthaputchakun, Z. Sun *et al.*, “Impact of end system scheduling policies on afdx performance in avionic on-board data network,” in *Advanced Informatics: Concepts, Theory and Applications (ICAICTA), 2015 2nd International Conference on.* IEEE, 2015, pp. 1–6.
- [10] N. Rejeb, A. K. B. Salem, and S. B. Saoud, “Afdx simulation based on ttethernet model under omnet++,” in *Advanced Systems and Electric Technologies (IC-ASET), 2017 International Conference on.* IEEE, 2017, pp. 423–429.
- [11] O. Hotescu, K. Jaffres-Runser, J.-L. Scharbag, and C. Fraboul, “Towards Quality of Service Provision with Avionics Full Duplex Switching (student paper),” in *Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS 2017), Dubrovnik, Croatia.* LIPIcs - Leibniz International Proceedings in Informatics, 6 2017, pp. 1–4.
- [12] J. Imtiaz, J. Jasperneite, and L. Han, “A performance study of ethernet audio video bridging (avb) for industrial real-time communication.” in *Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA), 2009,* pp. 1–8.
- [13] H.-T. Lim, L. Völker, and D. Herrscher, “Challenges in a future ip/ethernet-based in-car network for real-time applications,” in *Proceedings of the 48th Design Automation Conference.* ACM, 2011, pp. 7–12.
- [14] T. Steinbach, H. D. Kenfack, F. Korf, and T. C. Schmidt, “An extension of the omnet++ inet framework for simulating real-time ethernet with high accuracy,” in *Proceedings of the 4th International ICST Conference on Simulation Tools and Techniques.* ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2011, pp. 375–382.
- [15] H.-T. Lim, D. Herrscher, M. J. Walzl, and F. Chaari, “Performance analysis of the ieee 802.1 ethernet audio/video bridging standard,” in *Proceedings of the 5th International ICST Conference on Simulation Tools and Techniques*, ser. SIMUTOOLS '12. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2012, pp. 27–36.
- [16] F. Geyer, E. Heidinger, S. Schneele, and A. von Bodisco, “Evaluation of audio/video bridging forwarding method in an avionics switched ethernet context,” in *Computers and Communications (ISCC), 2013 IEEE Symposium on.* IEEE, 2013, pp. 711–716.
- [17] P. Meyer, T. Steinbach, F. Korf, and T. C. Schmidt, “Extending IEEE 802.1 AVB with time-triggered scheduling: A simulation study of the coexistence of synchronous and asynchronous traffic,” in *2013 IEEE Vehicular Networking Conference, Boston, MA, USA, December 16-18, 2013.* IEEE, 2013, pp. 47–54.
- [18] E. Edmund, M. Clarke, T. A. Henzinger, H. Veith, and R. Bloem, *Handbook of Model Checking*, springer ed. Springer, 2018.
- [19] R. Alur, “Techniques for automatic verification of real-time systems,” Ph.D. dissertation, stanford university, 1991.
- [20] R. Alur and D. L. Dill, “A theory of timed automata,” *Theoretical computer science*, vol. 126, no. 2, pp. 183–235, 1994.
- [21] M. Anand, S. Vestal, S. Dajani-Brown, and I. Lee, “Formal modeling and analysis of the afdx frame management design.” 04 2006, pp. 393–399.
- [22] M. Adnan, “Exact worst-case communication delay analysis of afdx network,” Ph.D. dissertation, Institut National Polytechnique de Toulouse, 11 2013.
- [23] N. Khalilzad, M. Ashjaei, L. Almeida, M. Behnam, and T. Nolte, “Towards adaptive resource reservations for component-based distributed real-time systems,” *SIGBED Rev*, vol. 12, no. 3, pp. 24–27, 2015.
- [24] M. Ashjaei, G. Patti, M. Behnam, T. Nolte, G. Alderisi, and L. Lo Bello, “Schedulability analysis of ethernet audio video bridging networks with scheduled traffic support,” *Real-Time Systems*, vol. 53, no. 7, pp. 526–577, Jul. 2017.

- [25] M. Adnan, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Minimizing the search space for computing exact worst-case delays of AFDX periodic flows (regular paper),” in *IEEE International Symposium on Industrial Embedded Systems (SIES), Västerås, 15/06/2011-17/06/2011*. IEEE, 6 2011, pp. 294–301.
- [26] M. Adnan, J.-L. Scharbarg, J. Ermont, and C. Fraboul, “An improved timed automata approach for computing exact worst-case delays of AFDX sporadic flows,” in *Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA), Krakow*. IEEE, 9 2012, pp. 1–8.
- [27] M. Lauer, “Une méthode globale pour la vérification d’exigences temps réel: application à l’avionique modulaire intégrée,” Ph.D. dissertation, INPT, 2012.
- [28] K. W. Tindell, “Fixed priority scheduling of hard real-time systems,” Ph.D. dissertation, University of York, 1994.
- [29] K. Tindell and J. Clark, “Holistic schedulability analysis for distributed hard real-time systems,” *Microprocess. Microprogram.*, vol. 40, no. 2–3, pp. 117–134, Apr. 1994.
- [30] L. George, N. Rivierre, and M. Spuri, “Preemptive and non-preemptive real-time uniprocessor scheduling,” Ph.D. dissertation, Inria, 1996.
- [31] S. Martin and P. Minet, “Holistic and trajectory approaches for distributed non-preemptive fp/dp* scheduling,” in *ICN*. Berlin Heidelberg: Springer-verlag, 2005, pp. 296–305.
- [32] J. J. Gutiérrez, J. C. Palencia, and M. González Harbour, “Response time analysis in afdx networks with sub-virtual links and prioritized switches,” *XV Jornadas de Tiempo Real*, 2 2012, santander.
- [33] 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, 1 1991.
- [34] —, “A calculus for network delay, part ii: Network analysis,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 37, no. 1, pp. 132–141, 1 1991.
- [35] A. Bouillard, M. Boyer, and E. Le Corronc, *Deterministic Network Calculus: From Theory to Practical Implementation*, 10 2018.
- [36] J. . Le Boudec, “Application of network calculus to guaranteed service networks,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 44, no. 3, pp. 1087–1096, 1998.
- [37] C.-S. Chang, *Performance Guarantees in Communication Networks*. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2000.
- [38] J.-Y. L. Boudec and P. Thiran, *Network calculus: A Theory of Deterministic Queuing Systems for the Internet*. Springer Verlag, 2001, vol. 2050, isbn: 3-540-42184-X.
- [39] F. Baccelli, G. Cohen, G. Olsder, and J. Quadrat, *Synchronization and linearity : an algebra for discrete event systems*, john wiley & sons ltd ed. John Wiley & Sons Ltd, 1992.
- [40] J. Schmitt and F. Zdarsky, “The disco network calculator: a toolbox for worst case analysis,” in *1st International Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools, VALUETOOLS 2006, Pisa, Italy*, 10 2006, pp. 11–13.
- [41] M. A. Beck and J. Schmitt, “The disco stochastic network calculator version 1.0: When waiting comes to an end,” in *Proceedings of the 7th International Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools, VALUETOOLS 2013, Torino, Italy*. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2013, pp. 282–285.
- [42] A. Bouillard, B. Cottenceau, B. Gaujal, L. Hardouin, S. Lagrange, M. Lhommeau, and E. Thierry, “Coinc library: A toolbox for network calculus,” *Proceedings of the 4th International Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools, ValueTools*, vol. 9, 01 2009.
- [43] M. Boyer, N. Navet, X. Olive, and E. Thierry, “The pegase project: precise and scalable temporal analysis for aerospace communication systems with network calculus,” in *International Symposium On Leveraging Applications of Formal Methods, Verification and Validation*. Springer, 2010, pp. 122–136.

- [44] J. Grioux, “Analyse et évaluation de techniques de commutation ethernet pour l’interconnexion des systèmes avioniques,” Ph.D. dissertation, Institut National Polytechnique de Toulouse, 2004.
- [45] F. Frances, C. Fraboul, and J. Grieu, “Using network calculus to optimize the afdx network,” *Embedded Real Time Systems (ERTS)*, 2006.
- [46] M. Boyer and C. Fraboul, “Tightening end to end delay upper bound for afdx network calculus with rate latency fifo servers using network calculus,” in *2008 IEEE International Workshop on Factory Communication Systems*, 2008, pp. 11–20.
- [47] M. Boyer, “Half-modeling of shaping in fifo net with network calculus,” 11 2010.
- [48] M. Boyer, J. Migge, and N. Navet, “An efficient and simple class of functions to model arrival curve of packetised flows,” in *Proceedings of the 1st International Workshop on Worst-Case Traversal Time*. Association for Computing Machinery, 2011, pp. 43–50.
- [49] M. Boyer and D. Doose, “Combining network calculus and scheduling theory to improve delay bounds,” in *Proceedings of the 20th International Conference on Real-Time and Network Systems*. Association for Computing Machinery, 2012, pp. 51–60.
- [50] A. Bouillard and G. Stea, “Exact worst-case delay in fifo-multiplexing feed-forward networks,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 23, no. 5, pp. 1387–1400, 2015.
- [51] W. M. Sofack and M. Boyer, “Non preemptive static priority with network calculus,” in *Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA)*, 2011, p. 18.
- [52] A. Bouillard and A. Junier, “Worst-case delay bounds with fixed priorities using network calculus,” in *Proceedings of the 5th International ICST Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools*, ser. VALUETOOLS ’11. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2011, pp. 381–390.
- [53] A. Bouillard and G. Stea, *Quantitative Assessments of Distributed Systems: Methodologies and Techniques*, 04 2015, ch. Worst-Case Analysis of Tandem Queueing Systems Using Network Calculus, pp. 129–173.
- [54] A. Bouillard, B. Gaujal, S. Lagrange, and E. Thierry, “Optimal routing for end-to-end guarantees using network calculus,” *Performance Evaluation*, vol. 65, 11 2008.
- [55] F. Ridouard, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Probabilistic upper bounds for heterogeneous flows using a static priority queueing on an afdx network,” in *Emerging Technologies and Factory Automation, 2008. ETFA 2008. IEEE International Conference on*. IEEE, 2008, pp. 1220–1227.
- [56] —, “Stochastic upper bounds for heterogeneous flows using a static priority queueing on an afdx network,” *Journées FAC*, 2008.
- [57] J. Scharbarg, F. Ridouard, and C. Fraboul, “A probabilistic analysis of end-to-end delays on an afdx avionic network,” *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, vol. 5, no. 1, pp. 38–49, 2009.
- [58] A. Bouillard, N. Farhi, and B. Gaujal, “Packetization and aggregate scheduling,” *Research Report - INRIA*, 07 2011.
- [59] J. A. R. De Azua and M. Boyer, “Complete modelling of avb in network calculus framework,” in *22Nd International Conference on Real-Time Networks and Systems*, ser. RTNS ’14. ACM, 2014, pp. 55–64.
- [60] R. Queck, “Analysis of ethernet avb for automotive networks using network calculus,” in *Vehicular Electronics and Safety (ICVES), 2012 IEEE International Conference on*. IEEE, 2012, pp. 61–67.
- [61] 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.
- [62] F. He, L. Zhao, and E. Li, “Impact analysis of flow shaping in ethernet-avb/tsn and afdx from network calculus and simulation perspective,” *Sensors (Basel, Switzerland)*, vol. 17, 05 2017.
- [63] 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)*, 2018, pp. 25–36.

- [64] J. Migge, J. Villanueva, N. Navet, and M. Boyer, “Insights on the performance and configuration of avb and tsn in automotive ethernet networks,” *Proc. Embedded Real-Time Software and Systems (ERTS 2018)*, 2018.
- [65] L. Zhao, P. Pop, and S. S. Craciunas, “Worst-case latency analysis for ieee 802.1qbv time sensitive networks using network calculus,” *IEEE Access*, vol. 6, pp. 41 803–41 815, 2018.
- [66] S. Martin and P. Minet, “Schedulability analysis of flows scheduled with fifo: application to the expedited forwarding class,” in *Parallel and Distributed Processing Symposium, 2006. IPDPS 2006. 20th International*. IEEE, 2006, pp. 8–pp.
- [67] 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)*, 2006, pp. 54–54.
- [68] S. Martin, P. Minet, and L. George, “The trajectory approach for the end-to-end response times with non-preemptive fp/edf*,” in *Software Engineering Research and Applications*, W. Dosch, R. Y. Lee, and C. Wu, Eds. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2006, pp. 229–247.
- [69] H. Bauer, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Applying trajectory approach to AFDX avionics network (short paper),” in *Euromicro Conference on Real-Time Systems (session Work in Progress) (ECRTS09), Dublin*. IEEE, 7 2009, pp. 57–60.
- [70] —, “Applying and optimizing Trajectory approach for performance evaluation of AFDX avionics network (regular paper),” in *Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA), Palma de Mallorca*. IEEE, 9 2009, pp. 1–8.
- [71] —, “Improving the worst-case delay analysis of an afdx network using and optimized trajectory approach,” *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, vol. 6, no. 4, pp. 521–533, 11 2010.
- [72] —, “Applying trajectory approach with static priority queueing for improving the use of available afdx resources,” *Real-Time Systems, Springer-Verlag*, vol. 48, no. 1, pp. 101–133, 1 2012.
- [73] X. Li, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul, “Analysis of the pessimism of the trajectory approach for upper bounding end-to-end delay of sporadic flows sharing a switched ethernet network,” *International Conference on Real-Time and Network Systems*, pp. 149–158, 9 2011.
- [74] R. Coelho, G. Fohler, and J.-L. Scharbarg, “Dimensioning buffers for afdx networks with multiple priorities virtual links,” in *Digital Avionics Systems Conference (DASC), 2015 IEEE/AIAA 34th*. IEEE, 2015, pp. 10A5–1.
- [75] 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. [Online]. Available: <https://doi.org/10.1007/s11241-016-9260-5>
- [76] G. Kemayo, F. Ridouard, H. Bauer, and P. Richard, “Optimistic problems in the trajectory approach in fifo context,” in *Emerging Technologies & Factory Automation (ETFA), 2013 IEEE 18th Conference on*. IEEE, 2013, pp. 1–8.
- [77] X. Li, O. Cros, and L. George, “The Trajectory Approach for AFDX FIFO networks revisited and corrected,” in *Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications (RTCSA), 2014 IEEE 20th International Conference on*. IEEE, 2014, pp. 1–10.
- [78] L. Thiele, S. Chakraborty, and M. Naedele, “Real-time calculus for scheduling hard real-time systems,” in *2000 IEEE International Symposium on Circuits and Systems. Emerging Technologies for the 21st Century. Proceedings (IEEE Cat No. 00CH36353)*, vol. 4. IEEE, 2000, pp. 101–104.
- [79] E. Wandeler, L. Thiele, M. Verhoef, and P. Lieverse, “System architecture evaluation using modular performance analysis: A case study,” *Int. J. Softw. Tools Technol. Transf.*, vol. 8, no. 6, pp. 649–667, Nov. 2006.
- [80] K. Revsbech, H. Schiøler, T. K. Madsen, and J. J. Nielsen, “Worst-case traversal time modelling of ethernet based in-car networks using real time calculus,” in *Smart Spaces and Next Generation Wired/Wireless Networking*, S. Balandin, Y. Koucheryavy, and H. Hu, Eds. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2011, pp. 219–230.

- [81] I. A. Healey. (2020) Ieee 802.3 ethernet working group. [Online]. Available: <http://www.ieee802.org/3/>
- [82] 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)*, 2013, pp. 1–8.
- [83] 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, 7th Vienna International Conference on Mathematical Modelling.
- [84] 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)*, 2012, pp. 1–10.
- [85] P. Axer, D. Thiele, R. Ernst, and J. Diemer, “Exploiting shaper context to improve performance bounds of ethernet avb networks,” in *2014 51st ACM/EDAC/IEEE Design Automation Conference (DAC)*, 2014, pp. 1–6.
- [86] D. Thiele, P. Axer, R. Ernst, and J. R. Seyler, “Improving formal timing analysis of switched ethernet by exploiting traffic stream correlations,” in *2014 International Conference on Hardware/Software Codesign and System Synthesis (CODES+ISSS)*, 2014, pp. 1–10.
- [87] D. Thiele, P. Axer, and R. Ernst, “Improving formal timing analysis of switched ethernet by exploiting fifo scheduling,” in *2015 52nd ACM/EDAC/IEEE Design Automation Conference (DAC)*, 2015, pp. 1–6.
- [88] J. Diemer, P. Axer, and R. Ernst, “Compositional performance analysis in python with pycpa,” in *In Proc. of WATERS*, 2012.
- [89] S. (now: Luxoft). (2012) pycpa. [Online]. Available: <https://pycpa.readthedocs.io/en/latest/>
- [90] L. Santinelli and L. Cucu-Grosjean, “Toward probabilistic real-time calculus,” *SIGBED Rev.*, vol. 8, no. 1, pp. 54–61, 2011.
- [91] Y. Tang, Y. Jiang, X. Jiang, and N. Guan, “Pay-burst-only-once in real-time calculus,” in *2019 IEEE 25th International Conference on Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications (RTCSA)*, 2019, pp. 1–6.
- [92] 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, Chongqing, China, August 20-22, 2014*, 2014, pp. 1–10.
- [93] J. Cao, P. J. L. Cuijpers, R. J. Bril, and J. J. Lukkien, “Tight worst-case response-time analysis for ethernet avb using eligible intervals,” in *2016 IEEE World Conference on Factory Communication Systems (WFCS)*, 2016, pp. 1–8.
- [94] J. Cao, P. J. Cuijpers, R. J. Bril, and J. J. Lukkien, “Independent yet tight wcr analysis for individual priority classes in ethernet avb,” in *Proceedings of the 24th International Conference on Real-Time Networks and Systems*, ser. RTNS ’16. Association for Computing Machinery, 2016, pp. 55–64.
- [95] —, “Independent wcr analysis for individual priority classes in ethernet avb,” *Real-Time Syst.*, vol. 54, no. 4, pp. 861–911, 10 2018.