



Hochschule für Angewandte Wissenschaften Hamburg  
*Hamburg University of Applied Sciences*

# **AW 2 Ausarbeitung**

**Jonas Engler**

**AVB im Automotive-Kontext**

*Fakultät Technik und Informatik  
Studiendepartment Informatik*

*Faculty of Engineering and Computer Science  
Department of Computer Science*

Jonas Engler

**AVB im Automotive-Kontext**

AW 2 Ausarbeitung eingereicht im Rahmen der AW2 Ausarbeitung

im Studiengang Master Informatik  
am Department Informatik  
der Fakultät Technik und Informatik  
der Hochschule für Angewandte Wissenschaften Hamburg

Betreuender Prüfer: Prof. Dr. Fohl  
Zweitgutachter: Prof. Dr. Thiel-Clemen

Eingereicht am: 13. Februar 2014

# Inhaltsverzeichnis

1	Einleitung . . . . .	1
	1.1 Motivation . . . . .	1
	1.2 AVB . . . . .	1
2	Simulationsbasierte Analyse . . . . .	2
	2.1 Topologien . . . . .	2
	2.2 Nachrichten und Prioritäten . . . . .	3
	2.3 Ergebnisse . . . . .	3
3	Network-Calculus-basierte Analyse . . . . .	5
	3.1 Grundlagen und Anwendung auf AVB . . . . .	5
	3.2 Topologie und Nachrichten . . . . .	6
	3.3 Ergebnisse . . . . .	6
4	Scheduling-Transformations-basierte Analyse . . . . .	7
	4.1 Transformation . . . . .	8
	4.2 Ergebnisse . . . . .	9
5	Fazit und Ausblick . . . . .	10

# 1 Einleitung

## 1.1 Motivation

Moderne Fahrzeuge setzen immer stärker auf Infotainment, was auf lange Sicht die Modernisierung der alten Kommunikations-Infrastrukturen nach sich zieht. Die bisher verwendeten Feldbusse haben meist nicht genügend Bandbreite, oder können zeitkritische Kommunikation nicht zufriedenstellend gewährleisten.

Um schnelle und große Datenübertragungen zu ermöglichen, wird in Automotive-Topologien derzeit viel mit Ethernet experimentiert. Eine Erweiterung des Ethernet-Standards ist AVB (Audio/Video Bridging), das seine eigenen Standards [1–4] definiert. Momentan hat Ethernet – auch AVB – noch Probleme hinsichtlich der Echtzeitfähigkeit, die aus Non-Preemptiveness und fehlender Fragmentierung resultieren. Erweiterungsansätze zur Verbesserung dieser Probleme wurden in der vorherigen Arbeit „Echtzeitansätze für AVB“ diskutiert, diese Arbeit richtet den Fokus auf das Worst-Case-Timing von End-to-End-Latenzen in AVB-Streams.

## 1.2 AVB

AVB ändert das Scheduling der Pakete. Die Standard-Ethernet-Switches werden zu diesem Zweck um Prioritäten und einen Klassen-Kredit erweitert. Dies führt dazu, dass Nachrichten nur dann weiter geleitet werden, wenn folgende Kriterien am Switch erfüllt sind:

- Keine andere Übertragung findet statt
- Kein sendeberechtigter Frame einer höheren Priorität wartet auf eine Sendung
- Die Klasse des Frames mit dem Sendewunsch darf senden (Kredit  $\geq 0$ )

Es gibt drei Klassen in AVB, namentlich SR-Class<sup>1</sup> A (höchste Priorität), SR-Class B und Best-Effort. Am Switch selber können verschiedenen Frame-Klassen bis zu acht unterschiedliche Prioritäten zugewiesen werden (0-7). Laut Standard [1] erhält hierbei SR-Class A die Priorität 3, SR-Class B die Priorität 2 und Best-Effort-Pakete 0-1. Da dies aber lediglich Richtwerte für die Kompatibilität sind, können Prioritäten auch in anderer Höhe verteilt werden. So lange alle Switches im Netz mit den selben Prioritäts-Zuweisungen für die Klassen konfiguriert sind, ist das Netz fähig, AVB-spezifische Mechanismen anzuwenden. Eine dieser Mechanismen ist die online-Reservierung von Streams. Ganze Übertragungen (Streams) können zu einer beliebigen Zeit reserviert und genutzt werden, wenn alle Switches auf dem Weg die gewünschte Bandbreite bieten können. Da AVB ein „fares“ Scheduling anstrebt, haben beide SR-Classes einen Sendekredit, der bei Sendung aufgebraucht und bei Verzögerung aufgefüllt wird. Mithilfe dieses Kredits wird die Sendekapazität der beiden Klassen auf 75% der maximalen Bandbreite begrenzt, was eine Sende-Garantie für Best-Effort-Frames ermöglicht.

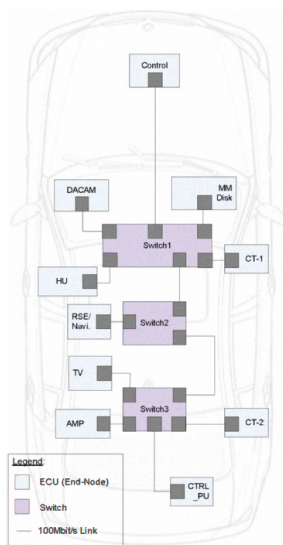
---

<sup>1</sup>Stream-registration-class

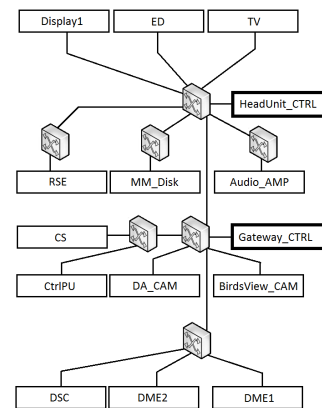
## 2 Simulationsbasierte Analyse

In diesem Kapitel wird die Analyse per Simulations-Umgebung OMNeT++ [5] betrachtet. Diese arbeitet mit discrete events und ist speziell auf die Simulation von Netzwerken ausgelegt. Die beiden Arbeiten „Performance comparison of IEEE 802.1Q and IEEE 802.1 AVB in an Ethernet-based in-vehicle network“ [6] und „Tomorrow’s In-Car Interconnect? A Competitive Evaluation of IEEE 802.1 AVB and Time-Triggered Ethernet (AS6802)“ [7] erweitern zur Analyse eines AVB-Netzwerkes das weit verbreitete INET-Framework [8] für OmNET++. Dieses simuliert viele Eigenschaften von Standard-Ethernet, eignet sich also am besten für Erweiterungen dieses Standards. Es werden in diesem Kapitel beide Arbeiten betrachtet, da sich deren Themen in vielen Punkten überschneiden. Beide Arbeiten vergleichen die Technologie mit einem anderen Verfahren, [6] verwendet 802.1Q-Ethernet, auch bekannt als Legacy-Ethernet, welches AVB entspricht, allerdings kein kredit-basiertes Scheduling verwendet. [7] betrachtet zusätzlich Time-Triggered-Ethernet, welches per TDMA<sup>2</sup> Zeitslots reserviert, um zeitkritische Pakete zu versenden. Diese OMNeT++-Erweiterungen wurden in [9] (802.1Q), respektive [10] (TTE), evaluiert.

### 2.1 Topologien



(a) Topologie im AVB-Legacy-Aufbau



(b) Topologie im AVB-TTE-Aufbau

Abbildung 1: Topologien der Simulationen

Beide Arbeiten nutzen für AVB eine zuvor erprobte und evaluierte OmNET++-Erweiterung, die in [11] vorgestellt wird. Die Basis der Simulation bildet jeweils eine Topologie, die am

<sup>2</sup>Time Division Multiple Access

typischen Netzwerk-Aufbau eines Autos orientiert ist. Es unterscheidet sich in beiden Fällen zwar die Anzahl verwendeter Switches (s. Abb.1), die maximal mögliche Anzahl an Hops einer Nachricht ist allerdings in beiden Fällen auf vier beschränkt. Sowohl der AVB-Legacy-Aufbau (Abb.1(a)), als auch der AVB-TTE-Aufbau (Abb.1(b)) benutzen in der Topologie die gleichen Kernkomponenten und ermöglichen somit einen aussagekräftigen Vergleich der Ergebnisse. Aus den vorhandenen Komponenten ergeben sich die Nachrichtenpakete, denen verschiedene Klassen zugewiesen werden.

## 2.2 Nachrichten und Prioritäten

Traffic Type	Ethernet Payload Size [byte]	Service Rate [ms]	BW [Mbit/s]	AVB Prio	IEEE 802.1Q Prio	Communication Behavior
Driver Assistance CAM	390	0.125	27.648	Class A (Prio 5)	2	DACAM → HU
TV Stream	700	0.250	23.744	Class B (Prio 4)	0	TV → [RSE,AMP]
MM Stream	700	0.125	47.488	Class B (Prio 4)	0	MMDisk → [RSE,AMP]
Control	46	uniform(10,100)	< 1	Best Effort (Prio 3)	3	Control → CTRL_PU
Navigation	1000	5	1.667	Best Effort (Prio 2)	1	RSE → HU
Bulk	1428	0	0	Best Effort (Prio 1)	0	CT-1 → CT-2
		0.469	25			
		0.235	50			
		0.168	70			

Abbildung 2: Nachrichten und Prioritäten im AVB-Legacy-Aufbau

Type	Bandwidth [MBit/s]	Payload [Byte]	Service Rate [ms]	IEEE 802.1 AVB Class (Priority)	TTEthernet Class (Priority)
Driver Assistance Camera (unicast)	25	390	0.125	AVB SR ClassA (Prio 5)	RC (Prio 6)
TV (unicast)	10...20	1428	0.56...1.12	AVB SR ClassB (Prio 4)	RC (Prio 7)
Media Audio (unicast)	8	1428	1.4	AVB SR ClassB (Prio 4)	RC (Prio 7)
Media Video (unicast)	40	1428	0.28	AVB SR ClassB (Prio 4)	RC (Prio 7)
Control (multicast + unicast)	$(3.68...736) \cdot 10^{-4}$	46	5...1000	AVB SR ClassA (Prio 5)	TT + RC (Prio 0...5)

Abbildung 3: Nachrichten und Prioritäten im AVB-TTE-Aufbau

Beide Arbeiten benutzen nicht die Prioritätsvorgaben des Standards, sondern wählen für SR-Class A die Priorität 5, für SR-Class B die Priorität 4 und für andere Pakete (Best-Effort) die Prioritäten 1-3. Während die Nachrichten der Driver Assistance Cam und für Medien analog zueinander die Klassen SR-Class A und B verwenden, unterscheidet sich die Nachrichtenverwendung im Bezug auf die Kontrollnachrichten. [6] verwendet für sie lediglich Best-Effort mit Priorität 3 (s. Abb.2). [7] wiederum benutzt auch für Kontrollnachrichten SR-Class A (s. Abb.3). Das führt zwangsläufig zu unterschiedlichen Ergebnissen der End-to-End-Latenz-Analyse der verschiedenen Nachrichtenarten.

## 2.3 Ergebnisse

### DACAM und Medien

Die DACAM benutzt in beiden Topologien Nachrichten der Klasse SR-Class A, also der höchsten Priorität. Dies ist sinnvoll, da eine Verzögerung bei dieser Kamera zu Schäden führen kann. Die Werte des AVB-Legacy-Aufbaus (s. Abb.4) weichen bereits hier von den Ergebnissen des

Network	Metric	Control Frames (Control→CTRL_PU)				Driver Assistance CAM (DACAM→HU)				MM Stream (MMDisk→AMP)			
		0%	25%	50%	70%	0%	25%	50%	70%	0%	25%	50%	70%
AVB	Max. Latency [ $\mu$ s]	146.60	435.70	381.43	381.67	78.11	77.90	77.87	77.70	180.58	186.46	183.64	180.17
	Max. Jitter [ $\mu$ s]	108.23	327.12	237.22	213.87	0.29	0.51	0.51	0.51	0.761	0.703	0.242	0.208
	Packet Loss Rate	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Abbildung 4: Latenzen im AVB-Legacy-Aufbau

AVB Priority	Type of Stream	IEEE 802.1 AVB		Video parallel	Hops	Type	IEEE 802.1 AVB	
		Latency [ $\mu$ s]	Jitter [ $\mu$ s]				Latency [ $\mu$ s]	Jitter [ $\mu$ s]
5	Driver Assistance Camera	115.40	6.69	yes	4	sync.	75.69	6.58
				no		58.49	21.97	
				yes		75.07	39.19	
				no		60.09	26.03	
5	TV	674.32	135.80	yes	3	sync.	42.67	16.04
				no		42.52	15.89	
				yes		42.75	6.55	
				no		42.71	6.19	
4	Media Audio	497.67	6.11	yes	2	sync.	31.90	5.50
				no		33.19	6.55	
				yes		32.83	6.19	
				no		33.19	6.55	
4	Media Video	503.68	130.70	yes	2	sync.	31.90	5.50
				no		33.19	6.55	
				yes		32.83	6.19	
				no		33.19	6.55	

(a) DACAM und Medien

(b) Kontrollnachrichten

Abbildung 5: Latenzen im AVB-TTE-Aufbau

AVB-TTE-Aufbaus (s. Abb.5(a)) ab, obwohl der Aufbau der Pakete in beiden Ansätzen gleich ist (s. Abb.2 und Abb.3). Dieser Unterschied wird durch die Kontrollnachrichten verursacht, da sie im AVB-Legacy-Aufbau untergeordnet sind, aber im AVB-TTE-Aufbau eine blockierende Wirkung auf alle anderen Pakete haben können. Dieser Einfluss äußert sich ebenfalls bei der Auswertung der Latenzen für Medienübertragungen. Der sehr deutliche Unterschied in den Latenzen ist hier allerdings zusätzlich in der unterschiedlichen Paketgröße begründet, ein MM-Paket im AVB-TTE ist um mehr als den Faktor 2 größer.

### Kontrollnachrichten

Die unterschiedlichen Prioritäten der Kontrollnachrichten sind der Grund für die verschiedenen Ergebnisse der beiden Ansätze. Auch die Kontrollnachrichten selber liefern verschiedene Werte. Die Übertragung mit dem wenigsten Cross-Traffic im AVB-Legacy-Aufbau (s. Abb.4) weist einen fast doppelt so hohen Wert der Maximal-Latenz für Kontrollnachrichten wie der AVB-TTE-Aufbau (s. Abb.5(b)) auf. In diesem Fall wird also deutlich, wie stark sich die Auswahl der Prioritätsklassen auf die Latenz auswirkt.

Die Ergebnisse zeigen für diese beiden Automotive-Topologien, dass eine schnelle und sichere Übertragung unter den richtigen Bedingungen bereits mit dem jetzigen Stand des AVB-Standards möglich ist. Die unterschiedlichen Ergebnisse, die durch die Kontrollnachrichten hervorgerufen wurden, geben einen Hinweis darauf, welche Rolle die korrekte Prioritätsvergabe in solchen Topologien spielen kann.

### 3 Network-Calculus-basierte Analyse

Die Analyse per Simulation bietet die Möglichkeit, Szenarien abzubilden und deren Realisierbarkeit zu beurteilen. Problematisch ist allerdings die Tatsache, dass es keine Garantie gibt, dass der Worst-Case tatsächlich abgebildet worden ist. Ein langer Messzeitraum in der Analyse kann zwar sehr viele Variationen der Übertragungen hervorrufen, der schlechteste Fall könnte trotzdem nicht darunter sein. Um sicherstellen zu können, dass wirklich die ungünstigste aller Kombinationen aufgetreten ist, muss diese Kombination vorher bestimmt werden. Geeignet für diese Bestimmung sind beispielsweise Flussanalysen, Transformation des Netzwerkverkehrs in analyselastigen Verfahren (s. Kapitel 4), oder ein Calculus-Verfahren, in diesem Fall Network-Calculus. Rene Queeck wendet in seiner Arbeit „Analysis of Ethernet AVB for Automotive Networks using Network Calculus“ [12] das Network-Calculus-Verfahren auf AVB an und analysiert unter anderem Worst-Case-Latenzen in einer Automotive-Topologie.

#### 3.1 Grundlagen und Anwendung auf AVB

Das verwendete Network-Calculus-Modell der Arbeit stammt aus [13]. Es ist darauf ausgelegt, Worst-Case-Performanz-Analysen von deterministischen Netzwerken mit Queuing-Verfahren anzufertigen. Die Anpassung auf AVB wird durch die Adaption des Verfahrens in Richtung WFQ<sup>3</sup> und SPQ<sup>4</sup> aus [14] erreicht, dessen delay-bound-analysis auf die AVB-spezifischen Funktionen  $\alpha^5$  und  $\beta^6$  angewendet werden kann.

$$\alpha(t) = \min\{Ct, \sigma + \rho t\} \quad (1)$$

$$\beta_{tcl} = R^7_{tcl}(t - T^8_{tcl})^+ \quad (2)$$

Die Arrival Curve ( $\alpha$ ) für Traffic an einem Egress-Port wird durch einen initialen Burst ( $\sigma$ ) [bit] und eine long-term-average rate ( $\rho$ ) [bit/s] begrenzt und durch die Bandbreite ( $C$ ) [bit/s] nach oben beschränkt (s. (1)). Die Zusammensetzung der Service-Kurve ( $\beta$ ) einer Traffic-Klasse wird in (2) gezeigt.  $T$  beschreibt einen pessimistischen Wert. Der minimale Traffic ist also durch  $T$  bereits erhöht. AVB sieht vor, dass nur 75% der gesamten Bandbreite ( $C$ ) von SR-Class A und SR-Class B verwendet werden dürfen. Die Einhaltung dieser Einschränkung wird mit den Krediten der Klassen garantiert, die mit  $idleSlope_{AVB\_Class}$  ansteigen bzw. mit  $sendSlope_{AVB\_Class}$  fallen, wobei gilt  $AVB\_Class = \{A, B\}$ , da Best-Effort-Pakete keine Kredite haben.

$$R_A = idleSlope_A ; R_B = idleSlope_B ; idleSlope_A + idleSlope_B \leq 0,75 \cdot C \quad (3)$$

Die Abhängigkeiten der AVB-Frames ist in (3) dargestellt. Die initialen Verzögerungen von SR-Class A und B werden in (4) gezeigt, in der die Abhängigkeit der SR-Class B von SR-Class A

---

<sup>3</sup>Weighted Fair Queuing

<sup>4</sup>Strict Priority Queuing

<sup>5</sup>Arriving Traffic Constraint

<sup>6</sup>Service - Minimum amount of traffic

<sup>7</sup>Average Rate of Forwarding Frames

<sup>8</sup>Initial Delay



deutlich wird, da ein Frame von SR-Class B eventuell auf mehrere SR-Class A Frames warten muss.

$$T_A = \frac{\max\{L_{B,max}, L_{max}\}}{C}; T_B = \frac{L_{max}}{-sendSlope_A} + \frac{L_{A,max}}{C}; L_{max} = \max_{0 \leq j \leq i_{max}} \{L_{j,max}\} \quad (4)$$

Um den Worst-Case-Delay einer Traffic-Class ( $\overline{D_{tcl}}$ ) zu berechnen, können nun die Werte der beiden Funktionen  $\alpha$  und  $\beta$  in Relation gesetzt werden. Für  $\overline{D_{tcl}}$  bedeutet dies, das Minimum von ( $\beta$ ) bei einem Maximum von ( $\alpha$ ) zu berechnen, also den maximalen horizontalen Abstand beider Funktionskurven. (5) zeigt die Formel, die in [14] entwickelt wurde, um diese zu errechnen.

$$\overline{D_{tcl}} = (T_{tcl} - \tau_{tcl}) + \frac{\sigma_{tcl} + \rho_{tcl} \tau_{tcl}}{R_{tcl}}, \tau_{tcl} = \frac{\sigma_{tcl}}{C_{in} - \rho_{tcl}} \quad (5)$$

Um den gesamten end-to-end-delay einer Traffic Class zu errechnen, müssen nun die jeweiligen Werte für  $\overline{D_{tcl}}$  an den Egress-Ports der benutzten Route betrachtet werden. Diese können nicht unabhängig voneinander berechnet werden, weshalb eine Ergänzung aus [15] zu der Erweiterung (6) für die Forwarding Policy an den Egress Ports verwendet wird, was aus limitierten Bursts unter AVB in (7) für SR-Class A resultiert.

$$\sigma_{t,out} = \sigma_{t,in} + \rho_{t,in} \overline{D_{tcl}}, \rho_{out} = \rho_{in} \quad (6)$$

$$\sigma_{A,out'} = \sigma_{A,in} + \rho_{A,in} \overline{D_A}, \rho_{A,out} = \rho_{A,in}, \sigma_{A,out} = \min\{\overline{\sigma}_A, \sigma_{A,out'}\} \quad (7)$$

### 3.2 Topologie und Nachrichten

Die Topologie beschreibt auch in dieser Arbeit einen Automotive-Anwendungsfall. Sie besteht analog zu den Arbeiten [6] und [7] aus Control-, Head- und Camera-Units (s. Abb.6). Die Nachrichten werden zwischen den Knoten ausgetauscht und folgen bestimmten Charakteristiken und VLAN-Prioritäten, die auf [9] und [16] basieren. Die Prioritätenverteilung ist hier auf drei unterschiedliche Klassen beschränkt (s. Tabelle 1), wobei die Kontroll-Signale (höchste Priorität) für die Analyse am interessantesten sind.

Signal	$\rho$ [Mbit/s]	$\sigma$ [byte]	Frame[byte]	Prio
Control Signal(CS)	0,512	640	64	3-A
Video Signal (VS)	16,97	70012	1522	2-B
MVideo Signal (MS)	15,70	65446	1522	1-BE

Tabelle 1: Nachrichten und Prioritäten im NC-Aufbau

### 3.3 Ergebnisse

Die Latenzen für die einzelnen Signale lassen sich aus Tabelle 2 ablesen. Die Kontrollsignale (CS) sind die Indikatoren für die garantierten Latenzen dieses Netzwerkes, da sie der höchsten Prioritäts-Klasse angehören. Die maximale Verzögerung dieser Klasse beläuft sich auf über  $4ms$ , was für die kleinen Pakete der Kontrollsignale eine sehr große Verzögerung bedeutet. Die Topologie lässt eine maximale Anzahl von drei Hops zu, also werden die  $4,25ms$

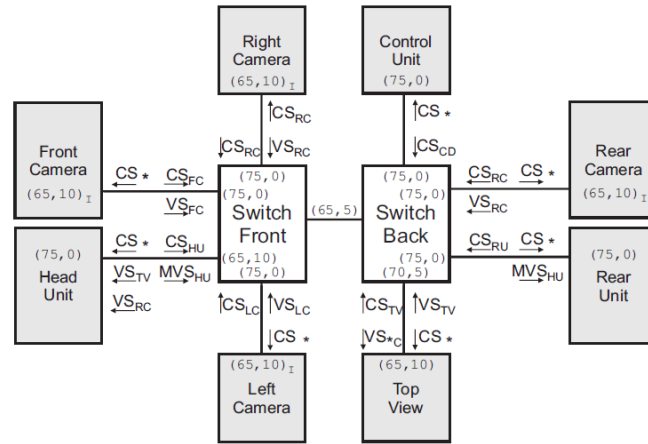


Abbildung 6: Topologie im NC-Aufbau

Signal	Max. delay [ms]	Min. delay [ms]	Avg. delay [ms]
CS	4,25	0,14	1,53
VS	5,67	4,21	5,06
MS	7,66	7,66	7,66

Tabelle 2: Latenzen im NC-Aufbau

höchstwahrscheinlich auf dieser Route erreicht. Überraschend ist dieses Ergebnis, da laut AVB-Standard [4] eine Garantie für Latenzen gegeben wird, die bei SR-Class A über sieben Hops höchstens  $2ms$  angibt. Die Werte liegen bei diesem Aufbau also schon deutlich über der Norm. Im Vergleich zu den Ergebnissen aus [6] und [7] lässt sich jedoch erkennen, dass selbst die minimale Verzögerung mit  $140\mu s$  deutlich über den Maximalwerten aus Abb. 5(b) liegt. Pessimistisch gewählte Werte für die Variablen der Verzögerungsformel wirken sich also auf alle Übertragungen negativ aus und können daher im Worst-Case-Szenario diese pessimistischen Teilbereichsergebnisse akkumulieren.

Die Ergebnisse des Network-Calculus sind deutlich schlechter als im simulatorischen Ansatz, schließen dafür aber alle Eventualitäten mit ein und liefern damit eine fundierte Aussage über Worst-Case-Timing von End-to-End-Latenzen. Auch wenn die Analyse mit pessimistischen Annahmen arbeitet, ist dieses Ergebnis für echtzeitorientierte Anwendungen ernüchternd.

## 4 Scheduling-Transformations-basierte Analyse

Den letzten der drei Analyse-Ansätze liefert eine Transformation. In der Arbeit „Formal worst-case timing analysis of Ethernet topologies with strict-priority and AVB switching“ [17] wird

die CPA<sup>9</sup> auf AVB angewendet, um das Worst-Case-Timing von End-to-End-Latenzen in AVB zu untersuchen. Die Model-Transformation, die eine Analyse von AVB per CPA erlaubt, stammt aus der vorherigen Arbeit [18] der Autoren.

#### 4.1 Transformation

Ethernet	Abbildung CPA
Transfer Time	Core Execution Time
Arrival of Frame	Activation of Task
Traffic Stream over several hops	Chain of Tasks mapped to a series of resources

Tabelle 3: Abbildungen von Ethernet auf CPA

CPA ist ein Verfahren für Scheduling-Analysen, daher besteht die Transformation von AVB in CPA aus Abbildungen der AVB- bzw. Ethernet-Vorgänge auf Scheduling-Verfahren. Tabelle 3 zeigt die Transformation im Detail. Für die anschließende Analyse von End-to-End-Latenzen ist die Chain-of-Tasks entscheidend, da sie die Abbildung des Traffic-Streams ist. Ohne Erweiterungen des CPA-Modells auf AVB ist diese Analyse allerdings nicht möglich. Aus diesem Grund wird die Definition der „busy-time“ erweitert. Diese beschreibt die maximale ( $B_i^+(q)$ ) bzw. minimale ( $B_i^-(q)$ ) Zeit, die ein Task  $\tau_i$  auf eine Ressource, die  $q$  events verarbeitet, warten muss, bis diese frei ist. Die Änderung bezieht sich auf die Definition, wann eine Ressource belegt ist. Grundsätzlich gilt dies, so lange die Ressource von einer anderen Task belegt ist. Für AVB muss der CBS<sup>10</sup> miteinbezogen werden, also gilt die Ressource auch dann als belegt, wenn der Traffic-Shaper der auszuführenden Task einen negativen Kredit aufweist (wenn das Paket einer AVB-Klasse angehört). Wenn eine Klasse also keinen positiven Kredit aufweist, kann sie die Ressource nicht belegen. Die Busy-Time setzt sich für eine Task somit aus der verbleibenden Ausführung einer anderen Task auf der Ressource, wartende gleich- oder höher-priore Tasks sowie Verzögerungen durch zu niedrigen Kredit zusammen.

Um das Worst-Case-Timing der Chain-of-Tasks zu erhalten, wird mit CPA eine Busy-Window-Analysis durchgeführt. Diese ermittelt für jede Ressource pro Task den Worst-Case. Dafür wird ein Szenario konstruiert, in dem alle anderen Tasks zu der ungünstigsten Zeit an der Ressource eintreffen, um die Verzögerung zu maximieren. Nach diesen lokalen Analysen pro Ressource wird der Output auf den Input der nächsten lokalen Analyse gelegt. Es wird durch alle Ressourcen auf der Route iteriert, bis das Ende des Pfades erreicht ist, oder ein Timing-Constraint verletzt wurde (beispielsweise die Überschreitung maximaler Pfad-Latenz).

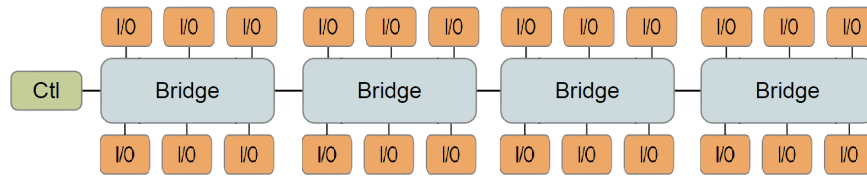


Abbildung 7: Clustered Line Topologie für CPA

## 4.2 Ergebnisse

Die Analyse wird auf drei Topologien angewendet, die jeweils aus einem Control-Knoten und vielen I/O-Knoten bestehen, die mit 10 Byte großen SR-Class-A-Nachrichten kommunizieren:

1. Star (alle Knoten an einer Bridge)
2. Line (alle Knoten hängen an jeweils einer Bridge, die in Linie mit den anderen Bridges verbunden ist)
3. Clustered Line (s. Abb. 7)

Die ersten beiden Ansätze sind für den Automotive-Bereich nicht relevant, da Ethernet-Topologien in Fahrzeugen anders aufgebaut werden. Die Ansätze Star und Line haben Ähnlichkeiten mit einer Feldbus-Topologie, im Line-Ansatz können die vielen Bridges für deutliche Erhöhung der End-to-End-Latenz sorgen.

Gemessen wurden die Verzögerungen der Ströme, die von CTL an die I/O-Knoten bzw. von diesen an Ctl geschickt wurden. Für die Star- bzw. Line-Topologie schwanken die Ergebnisse für viele I/O-Nodes zwischen zufriedenstellend (bei 23 angeschlossenen I/O-Knoten etwa  $260\mu s$  für Star) und – wie erwartet – katastrophal (bei 15 angeschlossenen I/O-Knoten etwa  $3ms$  für Line). Abb. 8 zeigt die Ergebnisse für die Clustered-Line-Topologie. Da jeweils sechs I/O-Knoten an einer Bridge hängen, erhöht sich alle sechs Knoten die maximale Latenz aller Pfade. Der Vergleichswert von Abb. 8 zeigt Latenzwerte von Strict-Priority-Ethernet. Die großen Unterschiede basieren auf dem Fairness-Prinzip von AVB, das auch anderen Prioritätsklassen eine Übertragung garantiert.

Für fünf Hops ist etwa  $1ms$  Verzögerung ein akzeptabler Wert. Diese Messung befriedigt die Latenzgarantien des Standards für SR-Class A. Da auch dies ein berechnetes Worst-Case-Timing-Szenario ist, weisen die Werte eine größere Aussagekraft im Bezug auf das Worst-Case-Timing von End-to-End-Latenzen als der simulatorische Ansatz auf. Durch die kleinen Paketgrößen und fehlenden anderen Traffic ist allerdings die Auswertung – vor allem im Bezug auf den Vergleich mit Strict-Priority – sehr einseitig.

<sup>9</sup>Compositional Performance Analysis

<sup>10</sup>Credit Based Shaper

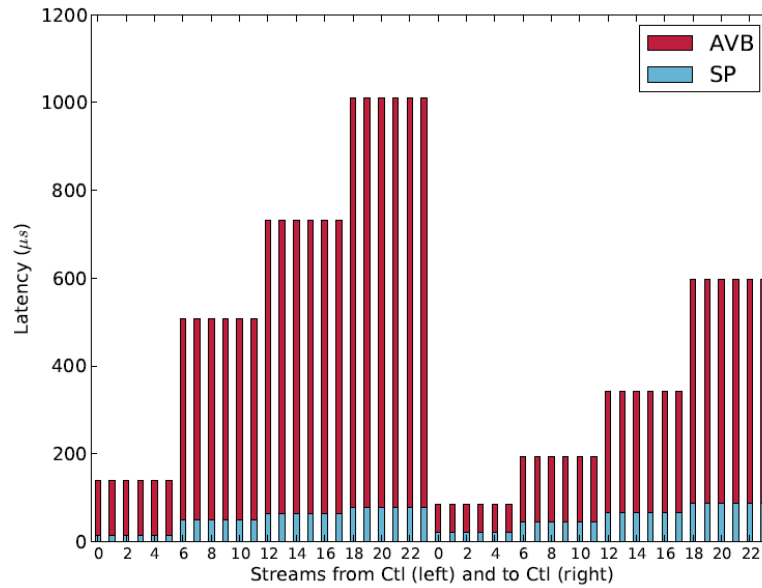


Abbildung 8: Clustered Line Latenzen

## 5 Fazit und Ausblick

Die drei verschiedenen Analyse-Ansätze bieten drei Betrachtungsweisen. Dabei weist jeder Ansatz Vor- und Nachteile auf. Das CPA-Verfahren verwendet eine Topologie, die so wahrscheinlich nie in einem Auto realisiert werden würde, kann dafür aber nachvollziehbare Ergebnisse liefern, die eine schnelle Übertragung ermöglichen. Per Network-Calculus lassen sich sehr genaue Aussagen über das Worst-Case-Timing der End-to-End-Latenzen treffen, die Topologie ist zudem noch an einen realen Automotive-Aufbau angelegt. Allerdings führen pessimistische Annahmen bei initialen Verzögerungen in der Endbetrachtung zu sehr schlechten Ergebnissen, die so in einem Test wahrscheinlich nie auftreten würden. Der simulatorische Ansatz ist mit seinem Aufbau der Realität heutiger Automotive-Topologien am nächsten und kann gute Ergebnisse für zeitkritische Übertragungen vorweisen. Leider kann er nicht garantieren, dass tatsächlich der schlechteste Fall aufgetreten ist.

AVB zeigt das Potential, Echtzeitübertragungen in Automotive-Topologien auszuführen. Valide Aussagen über den Worst-Case können aber nur mit formalen Betrachtungen getroffen werden. Daher kann als Fazit nur gelten, dass AVB in seiner jetzigen Form Probleme hat, zeitkritische Kommunikationsabläufe befriedigend zu gewährleisten. Eine Erweiterung dieses Standards – wie in der vorangegangenen Arbeit „Echtzeitansätze für AVB“ beschrieben – ist also die einzige Möglichkeit, diese Probleme zu beheben und AVB echtzeitfähig zu machen. In Projekt 1 und 2 wird die Erweiterung der AVB-Standards erneut in den Fokus rücken, indem eine Simulation für Automotive-Topologien in Verbindung mit AVB-TTE entwickelt werden wird.

## Literaturverzeichnis

- [1] “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)*, pp. C1–72, 2009.
- [2] “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)*, pp. 1–119, 2010.
- [3] “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*, pp. 1–292, 2011.
- [4] “IEEE standard for local and metropolitan area networks—audio video bridging (avb) systems,” *IEEE Std 802.1BA-2011*, pp. 1–45, 2011.
- [5] OpenSim Ltd, “OMNeT++ Network Simulation.” <http://www.omnetpp.org/>. zuletzt abgerufen am 24.01.2014.
- [6] H.-T. Lim, D. Herrscher, and F. Chaari, “Performance comparison of iee 802.1q and iee 802.1 avb in an ethernet-based in-vehicle network,” in *Computing Technology and Information Management (ICCM), 2012 8th International Conference on*, vol. 1, pp. 1–6, 2012.
- [7] T. Steinbach, H.-T. Lim, F. Korf, T. Schmidt, D. Herrscher, and A. Wolisz, “Tomorrow’s in-car interconnect? a competitive evaluation of iee 802.1 avb and time-triggered ethernet (as6802),” in *Vehicular Technology Conference (VTC Fall), 2012 IEEE*, pp. 1–5, 2012.
- [8] OpenSim Ltd, “INET Framework for OMNeT++.” <http://inet.omnetpp.org/>. zuletzt abgerufen am 24.01.2014.
- [9] 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, DAC ’11*, (New York, NY, USA), pp. 7–12, ACM, 2011.
- [10] 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, SIMUTools ’11*, (ICST, Brussels, Belgium, Belgium), pp. 375–382, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2011.

- [11] 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, SIMUTOOLS '12*, (ICST, Brussels, Belgium, Belgium), pp. 27–36, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2012.
- [12] R. Queck, "Analysis of ethernet avb for automotive networks using network calculus," in *Vehicular Electronics and Safety (ICVES), 2012 IEEE International Conference on*, pp. 61–67, 2012.
- [13] J.-Y. Le Boudec and P. Thiran, *Network calculus: a theory of deterministic queuing systems for the internet*, vol. 2050. Springer, 2001.
- [14] J.-P. Georges, T. Divoux, and E. Rondeau, "Strict Priority versus Weighted Fair Queueing in Switched Ethernet Networks for Time Critical Applications," in *Parallel and Distributed Processing Symposium, 2005. Proceedings. 19th IEEE International*, pp. 141–141, April 2005.
- [15] R. Cruz, "A calculus for network delay. I. Network elements in isolation," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 37, pp. 114–131, Jan 1991.
- [16] M. Manderscheid and F. Langer, "Network Calculus for the Validation of Automotive Ethernet In-vehicle Network Configurations," in *Cyber-Enabled Distributed Computing and Knowledge Discovery (CyberC), 2011 International Conference on*, pp. 206–211, Oct 2011.
- [17] J. Diemer, D. Thiele, and R. Ernst, "Formal worst-case timing analysis of ethernet topologies with strict-priority and avb switching," in *Industrial Embedded Systems (SIES), 2012 7th IEEE International Symposium on*, pp. 1–10, 2012.
- [18] J. Diemer, J. Rox, and R. Ernst, "Modeling of Ethernet AVB Networks for Worst-Case Timing Analysis," *MATHMOD, Austria*, 2012.