DOI: 10.3901/JME.2019.06.166

面向智能汽车的 Ethernet AVB 网络设计与优化*

王跃飞^{1,2} 黄斌¹ 吴源¹ 郭中飞¹

(1. 合肥工业大学机械工程学院 合肥 230009;
2. 安全关键工业测控技术教育部工程研究中心 合肥 230009)

摘要: 为确保车载 Ethernet AVB 网络的传输实时性, 在分析智能汽车网络拓扑结构和消息特性基础上, 引入预定流量类型, 给出面向音视频流和实时控制类消息流混合传输的时间感知整形调度机制; 推导出该机制下流预留(SR)类消息的最坏响应时间计算式; 给出 IEEE 标准预留带宽参数配置方法导致网络不可调度的证明, 并以超预留带宽最小为目标, 以 IEEE 标准规定的最大预留带宽和 SR 类消息响应时间为约束, 提出 Ethernet AVB 网络超预留带宽优化设计模型, 给出求解该模型的 OAPO 和 OBPO 算法。在 Vector CANoe 中的试验结果表明: 与 IEEE 标准中配置方法相比, 所提出的方法不仅可以确保 Ethernet AVB 网络中各类消息传输的实时性, 而且还能使网络预留带宽达到最优, 进而更好地满足智能汽车网络高速实时的通信要求。

关键词: 智能汽车; Ethernet AVB 网络; 预定流量类型; 时间感知整形; 超预留带宽

中图分类号: TN915

Design and Optimization of Ethernet AVB Network for Intelligent Vehicle

WANG Yuefei^{1,2} HUANG Bin¹ WU Yuan¹ GUO Zhongfei¹

(1. School of Mechanical Engineering, Hefei University of Technology, Hefei 230009;
2. Engineering Research Center of Safety Critical Industrial Measurement and Control Technology
of Ministry of Education, Hefei 230009)

Abstract: To guarantee the real-time transmission of Ethernet AVB network, the scheduled traffic stream is introduced based on the analysis of the topology and message characteristics of intelligent vehicle network, and a time-aware shaper(TAS) for mixed transmission of audio/video and control message stream is presented. The calculation formula of worst response time is deduced for the stream reservation message under the TAS. The non-schedulable cases resulting from the reserved bandwidth configuration method in the IEEE standard are analyzed. Then, the reserved bandwidth configuration is formulated as a generalized optimization problem which strives to minimize the over-reservation bandwidth under the constraints on maximum reservation bandwidth specified in IEEE standard and response time of SR message. To solve the model, the algorithms called as OAPO and OBPO are also proposed. The final experimental results in Vector CANoe show that compared with IEEE configuration method, for the Ethernet AVB network, the proposed method can not only ensure the real-time of all messages, but also achieve the optimal reserved bandwidth. Therefore, it can meet the high-speed and real-time communication requirements of intelligent vehicles better.

Key words: intelligent vehicle; Ethernet AVB network; scheduled traffic stream; time-aware shaper; over-reserved bandwidth

0 前言

近年来, 智能汽车已经成为车辆工程领域的研究热点和汽车工业增长的新动力, 很多国家都将其作为未来几十年内重点发展的产业之一。智能车辆是一个集环境感知、规划决策、多等级辅助驾驶等功能于一体的综合系统, 它综合了计算机、现代传感、信息融合、通信、人工智能及自动控制等高新

技术。美国汽车工程师协会(SAE)按照智能汽车自动驾驶系统的水平, 分为 L0~L5 共 6 个级别^[1], 目前智能汽车的发展基本处于 L1~L2 水平。随着技术的发展, 具有更高科技含量和更好用户体验的产品, 例如高级驾驶辅助系统(ADAS)、智能视觉安全系统、影音娱乐系统等, 开始应用到智能汽车中^[2]。这些智能系统之间的数据通信实时性要求较高, 而传统的 CAN 和 FlexRay 等总线难以满足高带宽应用场合, 智能汽车通信网络设计趋向复杂化^[3]。

为了解决汽车智能化过程中出现的网络传输带宽和电磁兼容问题, 电气和电子工程师协会(Institute

* 国家自然科学基金(61202096)和安徽省自然科学基金(1708085MF157)资助项目。20180205 收到初稿, 20181113 收到修改稿

of Electrical and Electronics Engineers, IEEE)提出了车载以太网音视频桥接技术(Ethernet audio/video Bridging, Ethernet AVB)^[4]。Ethernet AVB 在传统的以太网基础上,增加了新的协议标准,包括 IEEE802.1AS 精准时钟同步协议、IEEE802.1Qat 流预留协议、IEEE802.1Qav 队列及转发协议和 IEEE802.1BA 音视频桥接系统等。Ethernet AVB 可以将音视频数据和传统以太网信号一起进行传输,是极具潜力的下一代实时网络音视频传输技术,能够较好满足汽车智能系统之间的通信需求。

目前车载 Ethernet 正逐渐成为国内外学者及行业的研究热点。已有的 Ethernet AVB 网络研究成果主要集中在实时性分析、AVB 消息调度和网络参数配置三个方面。由于实时性分析是车载网络调度、设计和应用的基础,受到了更多的关注与研究^[5-13]。BORDOLOI 等^[5]分析了 Ethernet AVB 网络流预留协议和令牌整形算法对消息传输的影响,推导出消息最坏响应时间计算式。CAO 等^[6-7]通过定义合格间隔(Eligible interval)取代传统响应时间分析中繁忙周期,给出最坏响应时间严格的上界限。DIEMER 等^[8]针对严格优先级仲裁 Ethernet AVB 网络,建立了可以覆盖所有最坏传输情况的时间响应分析方法,并在不同网络拓扑结构进行试验评估。LI 等^[9]为提高端到端时延边界,面向扩展 AVB 交换式以太网,通过考虑帧传输的串行化约束,给出了基于轨迹方法的最坏情况延迟分析。MIGGE 等^[10]分析了 TSN 的时间感知整形器和 IEEE802.1Q 中优先级定义,并通过模拟获得网络通信延迟分布,通过可调度性分析获得延迟上限。MAXIM 等^[11-13]分析了 TSN 交换机的令牌整形和时间感知整形的分层调度机制对 AVB 网络帧传输的局部延迟影响,证明改变帧传输相对顺序,将导致帧的最坏情况延迟。

在 AVB 消息调度方面,车载 Ethernet 交换机以及 Ethernet 网关消息调度是研究重点^[14-18]。DIARRA 等^[14-15]分别对网络时钟同步和排队转发策略进行研究,提出了 PDM(Peer delay mechanism)同步协议以实现网络消息时钟同步和减少同步启动时间。HERBER 等^[16]对 CAN-Ethernet AVB 网关转发调度策略进行研究,提出 D-J 单优先级调度算法,实现了两种网络间的通信转发延时最小化目标。ASHJAEI 等^[17]针对 AVB ST 网络的实时流量进行可调度性分析,并证明 AVB 标准中分配带宽方法可能会导致网络可调度性测试失败。VERDUZCO 等^[18]分析证明了突发情况下,AVB 网络信用整形机制下提前调度数据帧的可行性。

对于 AVB 网络参数配置研究成果目前较少,主要集中在 Ethernet AVB 协议中参数及网络数据帧的分析和设计^[19-24]。PARK 等^[19]证明了流量帧连续发送的 AVB 嵌入式系统中,如果流量帧长度配置较小,则数据传输出现最坏情况频率会增加,进而导致网络实时性下降。ALDERISI 等^[20-23]提出了 Ethernet AVB 网络通过预定流量传输安全关键(Safety critical)类消息的方法,并对空闲斜率参数进行设计,从而保证消息的实时性。LEE 等^[24]引入了新机制来减少消息调度的保护带大小,并给出网络中可抢占的帧的大小计算方法。

从上述研究工作可以看出, Ethernet AVB 网络在分析和应用方面取得了一定的进展,但是还存在以下三个方面不足:其一, AVB 消息实时性分析中没有考虑网络中引入的其他类型消息对原 AVB 协议中各类消息传输带来的干扰延时;其二,对于车内安全关键控制类和音视频消息的混合调度机制及其可调度性缺乏深入研究;其三,网络参数配置中没有建立系统化的资源配置优化模型,没有考虑网络消息可调度性的约束。这些不足会对智能汽车网络系统的分析和设计带来不确定性,进而影响系统的安全性。

因此,本文针对智能汽车中各类消息的混合传输,基于预定流量模型对 Ethernet AVB 网络实时性进行分析,给出 AVB 网络消息最坏响应时间定量计算方法;考虑到利用 IEEE 标准预留带宽配置方法在某些特定情况下可能导致网络不可调度,以消息传输的实时性为约束条件,建立 Ethernet AVB 网络参数配置优化模型,给出求解该模型的 OAPO 和 OBPO 算法,确保所设计的车载 Ethernet AVB 系统消息传输的实时性。

1 车载 Ethernet AVB 网络

1.1 Ethernet AVB 网络结构

当前智能汽车中应用了先进辅助驾驶以及后座娱乐系统,这两个系统均采用 Ethernet AVB 网络传输数据,其网络拓扑结构和等效双星拓扑结构分别如图 1、2 所示。上述车载 Ethernet AVB 网络 11 个通信节点和 2 个交换机(交换机 1 和交换机 2)组成。节点也可将控制消息传输到图像处理节点,即图像交换机 1 主要负责连接先进辅助驾驶系统节点,包括:摄像头节点(左摄像头、右摄像头、前摄像头和后摄像头),图像处理节点,头单元节点(Head unit)。摄像头节点分别安装于该智能汽车的车头、车身两侧以及车尾。图像处理节点将影像数据流汇集后传

输到头单元节点,将周围路况图像显示在车前人机交互屏幕上,此类数据流的实时性要求较高。与此同时,图像处理节点将可能产生的预警消息传输到控制单元节点(Control unit)和头单元节点,从而对潜在的危险发出预警信号,而控制单元节点和头单元处理节点、控制单元节点和头单元节点之间可以相互传输安全关键的控制类消息。

图1 智能汽车中 Ethernet AVB 网络拓扑结构

图2 等效的双星拓扑结构

交换机2上连接了位于车前端的CD、DVD节点以及位于车内的后座娱乐系统节点。CD、DVD将产生的音视频数据流发送至后座娱乐系统,从而向后座乘客提供影音娱乐服务,此类消息实时性要求相对较低。同时,远程通信节点从服务商接收数据流,并传输至头单元节点和控制单元节点,可实现智能汽车联网功能。该车载 Ethernet AVB 网络中各节点间的通信消息如表1所示。

表1 车载 Ethernet AVB 网络中消息

消息 ID	发送节点	接收节点	有效负载 /B	发送周期 /ms	消息类型	消息 ID	发送节点	接收节点	有效负载 /B	发送周期 /ms	消息类型
1	左摄像头	图像处理节点	450	1	A	17	头单元节点	控制单元节点	46	450	ST
2	右摄像头	图像处理节点	450	1	A	18	头单元节点	图像处理节点	46	200	ST
3	前摄像头	图像处理节点	450	1	A	19	头单元节点	图像处理节点	46	150	ST
4	后摄像头	图像处理节点	450	1	A	20	头单元节点	图像处理节点	46	200	ST
5	图像处理节点	头单元节点	450	1	A	21	控制单元节点	头单元节点	46	100	ST
6	图像处理节点	控制单元节点	46	900	ST	22	控制单元节点	头单元节点	46	200	ST
7	图像处理节点	控制单元节点	46	250	ST	23	控制单元节点	头单元节点	46	500	ST
8	图像处理节点	头单元节点	46	1 000	ST	24	控制单元节点	头单元节点	46	700	ST
9	图像处理节点	头单元节点	46	200	ST	25	控制单元节点	头单元节点	46	1 000	ST
10	头单元节点	控制单元节点	46	5	ST	26	控制单元节点	图像处理节点	46	10	ST
11	头单元节点	控制单元节点	46	50	ST	27	控制单元节点	图像处理节点	46	1 000	ST
12	头单元节点	控制单元节点	46	100	ST	28	DVD	后座娱乐系统	600	1	B
13	头单元节点	控制单元节点	46	200	ST	29	CD 音频	后座娱乐系统	600	6	B
14	头单元节点	控制单元节点	46	400	ST	30	远程通信节点	头单元节点	400	5	B
15	头单元节点	控制单元节点	46	700	ST	31	远程通信节点	后座娱乐系统	550	1	A
16	头单元节点	控制单元节点	46	600	ST						

1.2 Ethernet AVB 网络传输

Ethernet AVB 网络通过优先级管理(Priority management)及流量整形(Traffic shaping)来实现音视频数据流(Audio/Video stream, A/V)与普通数据流(Best effort stream, BE)的调度。根据 IEEE802.1Qat 流预留协议, A/V 流利用流预留(Stream reservation, SR)类消息进行传输,标准规定最多八个(优先级 0-7 逐渐递增)类别,本文仅采用 A 类和 B 类,优先级分别为 3 和 2^[4]。IEEE802.1Qav 队列及转发协议采用令牌整形算法(Credit-based shaper algorithm, CBS)调节网络通信的 A/V 流, SR 类和 BE 类消息的外部队列采用严格优先级排队(Strict priority queuing,

SPQ)的调度方式,使得音视频数据流优先传输,而在同类消息的内部队列则按先进先出(First in first out, FIFO)的方式进行调度,即同类消息具有相等的优先级。这种网络调度方式的优点在于避免了不同类型数据流间的传输干扰,但是由于存在队内排队时延和队间阻塞时延,很难确保车内安全关键类消息的实时传输。

通过对表1中车载 Ethernet AVB 消息的实时性分析可知:摄像头节点传输的视频数据流对实时性要求较高,可利用 A 类消息传输;后座影音娱乐系统传输的 A/V 流对实时性要求相对较低,可利用 B 类消息传输;图像处理节点、头单元节点和控制单

元节点之间通信的消息是典型的安全关键控制类消息，它的实时性和重要性最高，不宜采用 SR 类消息传输。为确保智能汽车通信网络的实时性，本文在采用 IEEE 标准 SR 类消息传输 A/V 流的基础上，引入一种新的消息类型来传输安全关键的控制类消息，即预定流量 (Scheduled traffic, ST) 类型，它具有固定的数据帧长度。设置 ST 消息具有最高优先级，网络中各类消息优先级按照 ST-A-B-BE 依次递减。对于 ST 类消息可以采用时间感知整形(Time-Aware shaper, TAS)机制来实现传输。网络中每个节点和交换机通过 IEEE 802.1AS 精准时钟同步协议，准确预知 ST 类消息的传输时刻，并配置 ST 消息保护窗(Protected window, PW)长度等于最坏响应情况下 SR 类消息的最大传输时间。当 ST 消息保护窗到达时，网络中的 A、B 和 BE 等 SR 类消息停止启动新的传输，并完成已有的 SR 类消息传输；当保护窗结束且 ST 类消息完成传输时，重新恢复 SR 类消息传输。这样可以使得 ST 类消息在经过网络交换机时不受其它类消息干扰，进而确保传输的实时性^[12]。

图 3 显示了多个类型的消息在经过同一链路时的传输过程。在 t_0 时刻，A 类消息 m_{A1} 和 B 类消息 m_{B1} 就绪，由于没有 ST 消息传输， m_{A1} 和 m_{B1} 通过各自队列先后完成传输，A 类和 B 类消息的令牌变化如图中所示；在 t_1 时刻，A 类消息 m_{A2} 和 B 类消息 m_{B2} 就绪，而此刻处于 ST 类消息 m_{ST} 的保护窗内，因此 m_{A2} 和 m_{B2} 需等到 m_{ST} 完成传输后才能进行传输。在传输过程中，ST 类消息排队时延几乎为零，而 A、B 类消息传输时延有所增加。

图 3 TAS 机制下各类消息的发送

分析上述实例可知：由于引入了 ST 类消息，Ethernet AVB 网络中消息调度方式较原 IEEE 标准中的调度方式有所变化，即在原 CBS 和 SPQ 调度基础上增加一级调度—TAS 调度。网络中各类消息的调度方式如图 4 所示，SR 类消息的调度同时受到

时间感知整形以及令牌整形影响，BE 类消息调度受到时间感知整形的影响，对各类消息的响应时间进行分析时需要考虑各调度方式的影响。本文重点考虑 SR 类消息在该调度机制下传输的实时性。

图 4 Ethernet AVB 网络消息调度

2 TAS 下 SR 类消息时间分析

2.1 网络消息传输模型

设 Ethernet AVB 网络中某 SR 类消息集合为 $M = \{m_1, m_1, \dots, m_N\}$ ，消息 $m_i \in M$ 可以用六元数组 $(C_i, T_i, D_i, F_i, P_i, L_i)$ 表示。其中， C_i 为消息传输时间， T_i 为消息发送周期， D_i 为消息发送时限，本文假定 $D_i = T_i$ ， F_i 为消息长度， P_i 为消息类型， L_i 为消息经过的链路集合。所谓链路是指交换机与交换机或网络节点与交换机之间的传输路径，可用二元组 $l = \langle x, y \rangle$ 来表示， x 和 y 为交换机或节点；设 NL_i 为消息传输经过的链路数目。

为保证网络中 SR 消息传输的实时性，SR 类消息在每个链路 l 经历的响应时间 RT_i^l 都应该小于或等于其对应的发送时限 D_i^l 。可采用均分方法在各个链路上分配消息的发送时限。也可以根据网络中不同链路的拥塞情况，按比例将消息发送时限 D_i 划分到消息经过的每个链路中，如式(1)、(2)所示

$$D_i^l = \frac{Load_i^l}{\sum_{l=1, \dots, NL_i} Load_i^l} \cdot D_i \quad (1)$$

$$Load_i^l = \max_{m_j \in lp(m_i)} \left\{ \frac{8F_j}{T_j B_j} \right\} + \max_{m_j \in \left(\bigcup_{sp(m_i)} lp(m_j) \right)} \left\{ \frac{8F_j}{T_j B_j} \right\} + \max_{m_j \in \{class ST\}} \left\{ \frac{8F_j}{T_j B_j} + \frac{PW_j^l}{T_j} \right\} \quad (2)$$

式中， $lp(m_i)$ 、 $sp(m_i)$ 和 $hp(m_i)$ 分别表示优先级低于、等于和高于消息 m_i 的 SR 类消息集合， B_j 为该消息最大预留带宽， $\{class ST\}$ 为 ST 类消息集合。

为便于后续 SR 类消息响应时间分析，本文作如下定义和假设。

(1) 假设 Ethernet AVB 网络中的各类消息传输都是单播的, 不存在多播的现象, 即每个消息只有一个目的节点。

(2) 设 X 为某 SR 类消息, $\alpha_{X,l}^+$ 为其在链路 l 上的空闲斜率, $\alpha_{X,l}^-$ 为发送斜率, R 为整个 AVB 网络总带宽, 本文取 100 Mbit/s。IEEE 标准中推荐了 X 类的最大预留带宽, 以 $RB_{\max}^X$ 表示其占总带宽的百分比, 则 $\alpha_{X,l}^-$ 需要满足如下约束

$$\alpha_{X,l}^- \leq RB_{\max}^X \cdot R \quad (3)$$

(3) 定义 ε 为交换机处理延时, 表示交换机由于自身硬件因素导致在转发消息时产生的延时, 包括交换机处理所接收的消息以及将消息填充至输出队列导致的延时。

(4) 定义消息繁忙周期(Busy period, BP), 表示某个消息在 t_s 时刻于队列中等待传输, 直到 t_e 时刻该消息的第 q 轮发送周期传输完成, 在这期间包含所有同类和其他类消息阻碍其传输的干扰, 时间间隔 $[t_s, t_e)$ 称为该消息的繁忙周期。

(5) 定义 J_i^l 为消息链路发送抖动, 表示消息 m_i 经过多个交换机后在链路 l 产生的传输时刻偏离程度, 等于所经历各个链路的最坏响应时间与消息传输时间之差, 即

$$J_i^l = \sum_{L=1, \dots, l} (RT_i^L - C_i^L) \quad (4)$$

2.2 A 类消息最坏响应时间

一般情况下, A 类消息 m_i 的最坏响应时间由六部分组成, 分别为较低优先级消息的干扰延时 TL_i^l , 同类消息优先传输导致的干扰延时 TS_i^l , 较高优先级消息的干扰延时 TH_i^l , 初始令牌为负数产生的干扰延时 $TINT_i^l$, m_i 的传输时间 C_i 和交换机的转发延时 ε , 计算式如式(5)所示

$$RT_i^{l(n)} = TL_i^l + TS_i^l + TINT_i^l + TH_i^{l(n-1)} + C_i + \varepsilon \quad (5)$$

TL_i^l 等于所有 B 类消息中长度最大的消息传输时间, 即在最坏响应情况下, 较低优先级的最大长度的 B 类消息刚好在消息 m_i 之前传输。

$$TL_i^l = \max_{m_j \in lp(m_i)} \{C_j\} \quad (6)$$

TS_i^l 是在一个发送周期内由于 FIFO 队列中其他同类消息优先发送导致 m_i 消息推迟发送的时间。考虑到消息传输完成后如令牌为负值, 需要恢复至 0 才能继续传输同类消息, 因此每个消息的等效传输时间为消息自身传输所需时间与令牌恢复至 0 的时间之和。

$$TS_i^l = \sum_{m_j \in sp(m_i), j \neq i} C_j \cdot \left(1 + \frac{\alpha_{A,l}^-}{\alpha_{A,l}^+}\right) \quad (7)$$

TH_i^l 是由于 ST 类消息优先发送导致消息 m_i 被推迟发送的时间。任意一个 ST 类消息传输带来的延时 $T'_{HP_i^l}$ 为 ST 保护窗长度 PW_i^l 和 ST 类消息传输时间 C_{ST} 之和, 如式(8)所示。式中 PW_i^l 可由式(9)计算

$$T'_{HP_i^l} = PW_i^l + C_{ST} \quad (8)$$

$$PW_i^l = \max_{m_r \in lp(m_k)} \{C_r\}; \forall m_k \in \{class ST\} \quad (9)$$

$TINT_i^l$ 是由于 A 类消息的初始令牌为负数时导致消息 m_i 推迟发送的时间。在最坏响应情况下, 该时延为长度最大的同类消息发送后令牌恢复至 0 时间, 即

$$TINT_i^l = \max_{m_j \in sp(m_i)} \{C_j\} \cdot \left(\frac{\alpha_{A,l}^-}{\alpha_{A,l}^+}\right) \quad (10)$$

考虑到最坏响应时间内可能多个 ST 类消息出现, 消息 m_i 可能会被这些 ST 类消息干扰, 所以 TH_i^l 应为多个 $T'_{HP_i^l}$ 之和。将上述 TL_i^l 、 TS_i^l 、 TH_i^l 、 $TINT_i^l$ 代入式(5), 整理后可获得 A 类消息最坏响应时间计算式

$$RT_i^{l(n)} = \max_{m_j \in lp(m_i)} \{C_j\} + \sum_{m_j \in sp(m_i)} \{C_j \cdot \xi_A\} + \sum_{m_j \in hp(m_i)} \left\{ \left\lfloor \frac{RT_i^{l(n-1)}}{T_j} + 1 \right\rfloor \cdot (C_j + PW_i^l) \right\} + \varepsilon + \Delta \quad (11)$$

式中, ξ_A 和 Δ 如式(12)所示。显然式(11)是一个递归迭代式, 式中 n 是迭代次数, 迭代初始条件为 $RT_i^{l(0)} = C_i$, 终止条件为 $RT_i^{l(n)} = RT_i^{l(n-1)}$ 。对比式(7)可知, ξ_A 实际上表示了同类消息传输干扰导致 A 类消息 m_i 传输时间增大倍数, 本文将定义为 A 类消息传输的膨胀因子

$$\begin{cases} \xi_A = 1 + \frac{\alpha_{A,l}^-}{\alpha_{A,l}^+} \\ \Delta = \left(\max_{m_j \in sp(m_i)} \{C_j\} - C_i \right) \cdot \left(\frac{\alpha_{A,l}^-}{\alpha_{A,l}^+} \right) \end{cases} \quad (12)$$

2.3 B 类消息最坏响应时间

相对于 A 类消息, B 类消息传输中增加了较高优先级 A 类消息的干扰。在繁忙周期内, ST 类消息由于时间感知整形不会延迟传输, 而 A 类消息由于令牌整形算法, 传输可能延迟至 B 类消息的下一个发送周期, 导致 B 类消息传输响应时间增加。因此, 需要考虑繁忙周期内 B 类消息每个发送周期内发送情况。

设繁忙周期内任意 B 类消息 m_i 最大的发送周期数为 $q_{\max}$, 从繁忙周期开始到第 q 轮发送周期消

息传输开始时所经历的时间为 $\omega_i(q)$ 。为了寻找 B 类消息的最坏响应时间 RT , 需要计算 $q=1, 2, \dots, q_{\max}$ 所有发送周期的 $\omega_i(q)$, 其计算式为

$$\left\{ \begin{aligned} \omega_i^l(q) &= \sum_{\substack{m_j \in sp(m_i) \\ j \neq i}} \left\{ \left\lfloor \frac{(q-1)T_i}{T_j} + 1 \right\rfloor \cdot C_j \cdot \xi_B \right\} + \\ &\quad \sum_{\substack{m_j \in hp(m_i)}} \left\{ \left\lfloor \frac{\omega_i^l(q) + J_j^l}{T_j} + 1 \right\rfloor C_j \right\} + \\ &\quad \sum_{m_j \in \{class ST\}} \left\{ \left\lfloor \frac{\omega_i^l(q)}{T_j} + 1 \right\rfloor (PW_j^l + C_j) \right\} + \\ &\quad \max_{\substack{m_j \in lp(m_i)}} \{C_j\} + (q-1) \cdot \xi_B \cdot C_i \\ \xi_B &= 1 + \frac{\alpha_{B,l}^-}{\alpha_{B,l}^+} \end{aligned} \right. \quad (13)$$

式(13)是递归迭代式, 选用固定点迭代方法求解, 迭代初值为 $\omega_i^l(q) = C_i$, 终止条件可以为前后两次的迭代计算结果相等。等式右边第一项为消息 m_i 同类消息的干扰延时, 第二项为较低优先级消息带来干扰延时, 第三项为较高优先级的 A 类和 ST 类消息对 m_i 的干扰延时, J_j^l 为消息发送抖动可由式(4)求得, 第四项为 ST 类消息造成时延, 第五项为消息 m_i 在之前 $q-1$ 轮发送中传输时间之和, 其中 ξ_B 为 B 类消息传输的膨胀因子。

考虑到和同类消息其他类消息间的干扰, 繁忙周期必须足够大, 从而将所有的干扰情况包含其中, 为简化计算, $q_{\max}$ 取满足不等式(14)最小值即可。

$$\begin{aligned} q_{\max} \cdot T_i &\geq \sum_{\substack{m_j \in sp(m_i) \\ j \neq i}} \left\{ \left\lfloor \frac{(q-1)T_i}{T_j} + 1 \right\rfloor \cdot C_j \cdot \xi_B \right\} + \\ &\quad \max_{m_j \in lp(m_i)} \{C_j\} + \sum_{m_j \in hp(m_i)} \left\{ \left\lfloor \frac{\omega_i^l(q) + J_j^l}{T_j} + 1 \right\rfloor C_j \right\} + \\ &\quad \sum_{m_j \in \{class ST\}} \left\{ \left\lfloor \frac{\omega_i^l(q)}{T_j} + 1 \right\rfloor (PW_j^l + C_j) \right\} + \xi_B \cdot q \cdot C_i \quad (14) \end{aligned}$$

在繁忙周期内, 消息 m_i 第 q 轮发送周期的响应时间等于 $\omega_i^l(q)$ 减去前 $q-1$ 轮发送周期时间之和, 还需考虑 m_i 自身传输时间和交换机转发延时。B 类消息的最坏响应时间即为这些响应时间中的最大值, 即

$$RT_i^l = \max_{q=1 \dots q_{\max}} \{ \omega_i^l(q) - (q-1)T_i \} + \xi_B \cdot C_i + \varepsilon \quad (15)$$

3 Ethernet AVB 网络参数设计

3.1 问题描述

在车载 Ethernet AVB 网络的初始设计阶段, 需要配置 SR 类消息的预留带宽。由第 2 节的响应时间分析可知: 引入了 ST 消息和 TAS 调度机制后, A 和 B 类消息的响应时间有所增加。如果采用 IEEE802.1Qat 流预留协议配置预留带宽, 在网络运行期间, SR 类消息可能会错过自身的截止期, 从而导致网络不可调度。下面引理 1 和引理 2 将从两种情形下证明该论述。

根据 IEEE 标准, 对于网络总带宽为 100 Mb/s 的 Ethernet AVB 网络, 假定网络中传输的数据各自具有固定的长度和传输速率, 则 SR 类消息的空闲斜率 α_X^+ (X 表示 A 类或 B 类) 的计算式为

$$\alpha_X^+ = \sum_{m_i \in \{class X\}} (F_i \cdot \maxFrameRate_i) \quad (16)$$

式中, 数据长度 F_i 是数据帧最大长度 $MaxFrameSize$ 与数据帧头部长之和; $\maxFrameRate$ 是数据帧传输速率, 其计算式为

$$\maxFrameRate_i = \frac{MaxIntervalFrames_i}{classMeasurementInterval_X} \quad (17)$$

$MaxIntervalFrames$ 表示在 X 类消息类测量间隔 $classMeasurementInterval_X$ 内, 节点能够发送的数据帧数量(标准配置为: A 类为 8 000 帧/s, B 类为 4 000 帧/s), A 类消息类测量间隔是 125 μ s, B 类消息类测量间隔是 250 μ s。将(17)代入式(16), 整理后有

$$\alpha_X^+ = \sum_{m_i \in \{class X\}} \frac{F_i \times MaxIntervalFrames_i}{classMeasurementInterval_X} \quad (18)$$

SR 类消息是周期性发送的, 发送周期为 T_i 。当 IEEE802.1Qat 流预留协议可用时, 如果消息发送周期大于类测量间隔, 则根据预留协议网络将配置消息发送周期等于类测量间隔。为了引入新的预留带宽配置方法, 本文假设 IEEE802.1Qat 流预留协议设置为不可用模式, 则可利用发送周期计算任意的 $MaxIntervalFrames$, 即

$$\begin{aligned} MaxIntervalFrames_i &= \frac{1}{T_i} \times \\ &\quad classMeasurementInterval_X \end{aligned} \quad (19)$$

将式(19)代入式(18), 可得 A 类消息空闲斜率计算式如式(20)所示

$$\alpha_X^+ = \sum_{m_i \in \{class X\}} \frac{F_i}{T_i} \quad (20)$$

根据 IEEE 标准, X 类消息的发送斜率大小为: $\alpha_X^- = R - \alpha_X^+$, 将其代入式(12)中, 可得 X 类消息膨胀因子 ξ 的等效计算式如式(21)所示

$$\xi = \begin{cases} 1 & sp(m_i) = \emptyset \\ \frac{R}{\sum_{m_i \in \{class X\}} \frac{F_i}{T_i}} & sp(m_i) \neq \emptyset \end{cases} \quad (21)$$

引理 1: 如果网络中只有一个 A 类消息以及一个 B 类消息, 则根据最坏响应时间分析可知网络将不可调度。

证明: 根据 A 类消息最坏响应时间计算式(11), 忽略较高优先级消息的干扰, 可得

$$RT_i = \frac{F_i}{R} + T_i > D_i \quad (22)$$

上述结果不满足截止时间约束, 因此该网络不可调度。

引理 2: 如果网络中存在 $N > 1$ 个 A 类消息, 没有其他类消息, 并且除了一个消息的发送周期大于其他消息外, 其余消息的发送周期都相等, 则该网络是不可调度的。

证明: 假设 $T_1 = T_2 = \dots = T_{N-1} = T$, 而 $T_N > T$, 消息发送周期用如式(19)所示的类测量间隔表示, 则有

$$classMeasurementInterval = \frac{T}{x} = \frac{T_N}{y} \quad (23)$$

由于等式中 $x, y > 0$, 可得

$$T_N = \frac{y}{x} \cdot T = z \cdot T \quad z > 1 \quad (24)$$

则可得 A 类消息的最坏响应时间等效计算式

$$\begin{aligned} RT_i &= \frac{1}{\sum_{k=1 \dots N} \frac{F_k}{T_k}} \cdot \sum_{k=1 \dots N} F_k = \\ &= \frac{\sum_{k=1 \dots N} F_k}{\frac{1}{T} \cdot \sum_{p=1 \dots N-1} F_p + \frac{1}{T_N} \cdot F_N} = \\ &= \frac{z \cdot T \cdot \sum_{k=1 \dots N} F_k}{z \cdot \sum_{p=1 \dots N-1} F_p + F_N} = \\ &= \frac{z \cdot \sum_{k=1 \dots N} F_k}{z \cdot \sum_{p=1 \dots N-1} F_p + F_N} \cdot T > T = D \end{aligned} \quad (25)$$

上述计算结果表明, 消息的最坏响应时间大于其发送周期, 因此该网络是不可调度的。

为避免上述 IEEE 标准预留带宽配置方法导致的网络不可调度, 确保各类消息传输的实时性, 需要建立 TAS 调度机制下 Ethernet AVB 网络新的预留带宽配置方法。Ethernet AVB 网络预留带宽配置需要综合考虑带宽利用率和消息实时性两方面的问题。当网络消息传输频率较低时, 过大的预留带宽可能会造成网络资源浪费; 而当 SR 类消息预留带宽较小时, 虽然可以提高网络利用率, 但可能导致网络不可调度。因此, 对于引入 ST 类消息的 Ethernet AVB 网络, 可以将各类消息预留带宽的配置看成为一个优化问题, 即在确保网络中所有消息可调度的前提下, 寻找 A 类和 B 类消息的最优预留带宽。

定义超预留带宽 (Over-reservation) $\beta_{X,l}^+$ 表示 Ethernet AVB 网络中 A 类或 B 类消息新的空闲斜率, 它的取值大于或等于 IEEE 标准配置下的预留带宽 (即空闲斜率)。显然, 当增加 $\beta_{X,l}^+$ 时, 各个消息的最坏响应时间会减少, 但是该类消息的预留带宽将会增加。本文目的在于寻找最小的 $\beta_{X,l}^+$, 使得任何 A 类和 B 类消息都是可调度的, 即均能够在各自的发送时限前完成传输。如果对于任意消息 $m_i \in \{class X\}$, 存在能够确保其可调度的最小空闲斜率 $\beta_{X,l,i}^+$, 则有

$$\beta_{X,l}^+ = \max_{m_i \in \{class X\}} \{\beta_{X,l,i}^+\} \quad (26)$$

3.2 OBPO 算法

综合考虑 B 类消息最坏响应时间和网络预留带宽最优要求, 通过式(13)、(14)可以建立任意 B 类消息空闲斜率 $\beta_{B,l,i}^+$ 设计模型为

$$\text{Object: } \Gamma = \beta_{B,l,i}^+ = \min_{q_N \in [1, q_{\max}]} \left(\frac{H(q_N)}{G(q_N)} \right) \quad (27)$$

s.t.

$$\begin{aligned} H(q_N) &= \sum_{m_j \in hp(m_i)} \left(\frac{F_i \cdot C_j}{T_j} \right) + \\ &+ \sum_{m_j \in \{class ST\}} \left(\frac{F_i \cdot PW_j^l}{T_j} \right) - F_i - SPI_i \end{aligned} \quad (28)$$

$$\begin{aligned} G(q_N) &= LPI_i - D_i^l - (q_N - 1) \cdot T_i + \varepsilon + \\ &+ \sum_{m_j \in hp(m_i)} \left(\frac{D_i^l + (q_N - 1) \cdot T_i - \varepsilon + J_j^l}{T_j} + 1 \right) \cdot C_j + \\ &+ \sum_{m_j \in \{class ST\}} \left(\frac{D_i^l + (q_N - 1) \cdot T_i - \varepsilon}{T_j} + 1 \right) \cdot PW_j^l \end{aligned} \quad (29)$$

$$SPI_i = (q_N - 1)F_i + \sum_{m_j \in sp(m_i), j \neq i} \left\{ \left\lfloor \frac{(q_N - 1)T_i}{T_j} + 1 \right\rfloor F_j \right\} \quad (30)$$

$$LPI_i = \max_{m_j \in lp(m_i)} \{C_j\} \quad (31)$$

$$H(q_N) \geq 0, G(q_N) > 0 \quad (32)$$

$$\beta_{B,l,i}^+ \leq RB_{\max}^B \cdot R \quad (33)$$

$$q_{\max} \text{ 满足不等式(14)} \quad (34)$$

式中, 式(27)为目标函数, 以获取消息的最小预留带宽为目标; 式(28)~(32)是计算预留带宽的约束条件, 式(32)要求 $H(q_N)$ 和 $G(q_N)$ 取值为非负数, 即要求在繁忙周期内 B 类消息的最坏响应时间应小于或等于其发送时限; 式(33)确保 B 类消息预留带宽小于或等于 IEEE 标准规定的最大允许值, 从而避免影响其他类消息传输; 式(34)是为确保繁忙周期长度足够大, 以便能够包含所有对 B 类消息可能的干扰情况。

针对上述模型和式(26), 本文给出 B 类消息超预留带宽优化设计的算法, 将其记为 OBPO(Over-reserved bandwidth for class B parameter optimization algorithm)算法。该算法是在已知 Ethernet AVB 网络消息集合及参数情况下, 进行 B 类消息超预留带宽的计算。首先通过式(28)、(29)、(32)计算消息 m_i 空闲斜率和满足繁忙周期长度要求的最小 $q_{\max}$; 如当前空闲斜率小于先前计算的空闲斜率, 则将 $\beta_{B,l,i}^+$ 设置为当前空闲斜率; 反之则对比新计算的 $q_{\max}$ 与当前 $q_{\max}$ 之间的大小。如前者小于后者, 则停止计算, 否则重复上述过程至每个 $q \in [1, q_{\max}]$ 均执行一次。所得 $\beta_{B,l,i}^+$ 如满足式(33), 则该消息空闲斜率即为 $\beta_{B,l,i}^+$ 。对 B 类消息集合中所有消息重复上述过程, 最大 $\beta_{B,l,i}^+$ 即为所求的 $\beta_{B,l}^+$ 。该算法的伪代码如表 2 所示。

3.3 OAPO 算法

对于 A 类消息, 如果能够确保该类消息的可调度性, 需要使得每个消息均有 $RT_i^l \leq D_i^l$ 成立。利用该条件, 通过式(11)可以容易推导出任意一个 A 类消息空闲斜率 $\beta_{A,l,i}^+$ 应该满足

$$\beta_{A,l,i}^+ \geq \frac{V}{U} \quad (35)$$

式中, V 与 U 分别为

$$V = \sum_{m_j \in sp(m_i)} F_j \quad (36)$$

$$U = D_i^l - \max_{m_j \in lp(m_i)} \{C_j\} - \varepsilon - \Delta -$$

$$\sum_{m_j \in hp(m_i)} \left(\frac{D_j^l}{T_j} + 1 \right) \cdot (C_j + PW_i^l) \quad (37)$$

表 2 OBPO 算法

Input:	A 类消息集合 A , B 类消息集合 B , ST 消息集合 ST
Output:	B 类消息最优空闲斜率 $\beta_{B,l}^+$, 网络可调度标志 $sched$
1.	令网络可调度标识 $sched = 1$, 临时空闲斜率 $temBW = \infty$,
	$\beta_{B,l}^+ = 0$, $q_{\max} = MAX$;
2.	for $i = 1$ to $Length(B)$
3.	在 B 类消息集合选择消息 m_i ;
4.	令 $\beta_{B,l,i}^+ = temBW$;
5.	for $q = 1$ to $q_{\max}$
6.	利用式(28)与(29)计算 $H(q)$ 与 $G(q)$;
7.	if (式(32)成立)
8.	令 $temBW = H(q) / G(q)$;
9.	根据 $temBW$ 利用式(14)计算 $q_{\max}$, 记为 $NEWq_{\max}$;
10.	if ($temBW < \beta_{B,l,i}^+$)
11.	令 $\beta_{B,l,i}^+ = temBW$;
12.	else
13.	if ($NEWq_{\max} < q_{\max}$)
14.	break;
15.	end if
16.	end if
17.	令 $q_{\max} = NEWq_{\max}$;
18.	end if
19.	end for
20.	if ($\beta_{B,l,i}^+ > RB_{\max}^B \cdot R$)
21.	$sched = 0$;
22.	$\beta_{B,l}^+ = \infty$;
23.	break;
24.	else
25.	if ($\beta_{B,l,i}^+ > \beta_{B,l}^+$)
26.	$\beta_{B,l}^+ = \beta_{B,l,i}^+$;
27.	end if
28.	end if
29.	end for
29.	return $\beta_{B,l}^+$, $sched$;

如果令 $\beta_{A,l,i}^+ = \frac{V}{U}$, 并考虑式(26), 则可以建立 A 类消息超预留带宽设计模型为

$$\text{Object: } \Gamma = \beta_{A,l}^+ = \max_{m_i \in \{class A\}} \{\beta_{A,l,i}^+\} \quad (38)$$

$$\text{s.t.: } \beta_{A,l,i}^+ \leq RB_{\max}^A \cdot R \quad (39)$$

式中, 式(38)为目标函数, 以获取最小超预留带宽为目标; 式(39)确保超预留带宽小于等于 IEEE 标准规定的最大值。

针对式(38)、(39)所述模型, 本文给出 A 类消息超预留带宽优化设计的算法, 记为 OAPO (Over-

reserved bandwidth for class A parameter optimization algorithm) 算法。该算法通过式(36)、(37)计算 A 类消息集合中每个消息的空闲斜率来求取 $\beta_{A,i}^+$ 。OAPO 算法伪代码如表 3 所示。

表 3 OAPO 算法伪代码

Input:	A 类消息集合 A , B 类消息集合 B , ST 消息集合 ST
Output:	B 类消息最优空闲斜率 $\beta_{A,i}^+$, 网络可调度标志 <i>sched</i>
1.	令网络可调度标志 <i>sched</i> = 1, $\beta_{A,i}^+ = 0$;
2.	for <i>i</i> = 1 to Length(A)
3.	在 A 类消息集合选择消息 m_i , 并令 $q = 1$;
4.	利用式(36)与(37)计算 V 与 U , 令 $\beta_{A,i}^+ = V/U$;
5.	if ($\beta_{A,i}^+ > \beta_{A,i}^+$)
6.	$\beta_{A,i}^+ = \beta_{A,i}^+$;
7.	end if
8.	end for
9.	if ($\beta_{A,i}^+ > RB_{\max}^A \cdot R$)
11.	<i>sched</i> = 0;
12.	$\beta_{A,i}^+ = 0$;
13.	end if
14.	return $\beta_{A,i}^+$, <i>sched</i> ;

3.4 算法评估

将 B 类消息的最坏响应时间计算式(13)改写为时间的函数, 即令 $t = \omega_i^l(q)$, 则对于任意给定的 q , 其等价式为

$$\omega_i^l(t) = LPI_i + \sum_{m_j \in hp(m_i)} \left\{ \left\lfloor \frac{t + J_j^l}{T_j} + 1 \right\rfloor C_j \right\} + \sum_{m_j \in \{class\ ST\}} \left\{ \left\lfloor \frac{t}{T_j} + 1 \right\rfloor PW_i^l \right\} + \frac{1}{\beta_{B,l,i}^+} \cdot SPI_i \quad (40)$$

上述函数为阶梯函数, 可用于计算 B 类消息在繁忙周期内第 q 个周期的最坏响应时间, 由于存在向下取整运算, 不利于求解, 为了简化分析, 去掉函数中的向下取整运算, 得到近似计算函数如式(41)所示。将式(41)代入式(15)并整理, 即可获得 B 类消息的最坏响应时间, 其函数如图 5 所示, Q_i 和 Q_i^{apx} 分别为函数 $\omega_i^{l,apx}(t) = t$ 与 $\omega_i^l(q)$ 的最小公共解, 表示 m_i 的排队延时近似值。比较上述两个函数可知

$$\omega_i^{l,apx}(t) = LPI_i + \sum_{m_j \in hp(m_i)} \left\{ \left(\frac{t + J_j^l}{T_j} + 1 \right) C_j \right\} + \sum_{m_j \in \{class\ ST\}} \left\{ \left(\frac{t}{T_j} + 1 \right) PW_i^l \right\} + \frac{1}{\beta_{B,l,i}^+} \cdot SPI_i \quad (41)$$

$\omega_i^{l,apx}(t) \geq \omega_i^l(t)$ 恒成立, 这说明近似计算的响应时间能够保证安全的最坏响应时间上界限。

图 5 B 类消息响应时间近似计算

在 OBPO 算法中, 如果 $NEWq_{\max} > q_{\max}$, 则需要重新计算, 循环将继续直至 $\beta_{B,l,i}^+ > RB_{\max} \cdot R$, 该算法的时间复杂度为 $O(q_{\max} \times q_{\max})$, 相对 IEEE 标准空闲斜率计算方法的时间复杂度 $O(1)$ 较大, 但是能保证得到的空闲斜率参数满足消息可调度要求。同理可知 OAPO 算法的时间复杂度为 $O(1)$ 。

4 试验结果

采用 IEEE 标准计算方法与 OAPO、OBPO 算法, 分别对表 1 所列的 Ethernet AVB 网络消息集合进行预留带宽参数设计, 消息来自 11 个节点, 包含 6 个 A 类消息、3 个 B 类消息、22 个 ST 类消息, 交换机转发延时为 5.2 μs , 两者的预留带宽计算结果如表 4 所示。

从计算结果可以看出: 在通信负荷量大的链路, 其 β_A^+ (或 β_B^+) 相对 α_A^+ (或 α_B^+) 会增大。例如在链路 L2<交换机 1-图像处理节点>上, 有节点左摄像头、右摄像头、前摄像头和后摄像头发送给图像处理节点的 A 类消息经过, 因此其通信负荷量大, 但是 A 类消息使用 IEEE 标准计算方法分配的带宽为 31.49 Mbit/s, 而利用本文 OAPO 算法分配的带宽为 59.05 Mbit/s, 这是因为 OAPO 算法考虑到 ST 类消息的干扰, 为保证网络的可调度性, 需要增大其预留带宽。在通信负荷量小的链路, 其 β_A^+ (或 β_B^+) 与 α_A^+ (或 α_B^+) 相差较小。例如: 在链路 L1<左摄像头-交换机 1>、L3<右摄像头-交换机 1>、L5<前摄像头-交换机 1>上均只有一个消息经过, 其通信负荷量较小, 两种空闲斜率之差仅为 0.01 Mbit/s。

利用表 4 计算结果, 结合本文最坏响应时间分析方法, 计算表 1 中各个消息的最坏响应时间。同时, 在 Vector CANoe 软件工具中建立仿真模型, 分别在 α^+ 和 β^+ 配置下进行消息传输响应时间测量, 试验结果如图 6 所示。由图 6 中可知: 在 β^+ 下所有消息响应时间计算值和测量值都小于或等于其发送时限, 整个网络是可调度的, 这验证了本文中超预期

表 4 预留带宽参数计算结果

链路 (节点-交换机, 交换机 1-交换机 2)	α_A^+	β_A^+	α_B^+	β_B^+	链路 (交换机-节点, 交换机 2-交换机 1)	α_A^+	β_A^+	α_B^+	β_B^+
L1<左摄像头-交换机 1>	7.87	7.97	0	0	L1<交换机 1-左摄像头>	0	0	0	0
L2<图像处理节点-交换机 1>	7.87	12.60	0	0	L2<交换机 1-图像处理节点>	31.49	59.05	0	0
L3<右摄像头-交换机 1>	7.87	7.97	0	0	L3<交换机 1-右摄像头>	0	0	0	0
L4<头单元节点-交换机 1>	0	0	0	0	L4<交换机 1-头单元节点>	7.87	28.00	2.12	2.19
L5<前摄像头-交换机 1>	7.87	7.97	0	0	L5<交换机 1-前摄像头>	0	0	0	0
L6<后摄像头-交换机 1>	7.87	7.97	0	0	L6<交换机 1-后摄像头>	0	0	0	0
L7<交换机 1-交换机 2>	0	0	0	0	L7<交换机 2-交换机 1>	0	0	2.12	2.21
L8<CD 音频-交换机 2>	0	0	1.71	1.72	L8<交换机 2-CD 音频>	0	0	0	0
L9<DVD-交换机 2>	0	0	10.27	10.38	L9<交换机 2-DVD>	0	0	0	0
L10<后座娱乐系统-交换机 2>	0	0	0	0	L10<交换机 2-后座娱乐系统>	9.47	10.69	11.98	22.97
L11<控制单元节点-交换机 2>	0	0	0	0	L11<交换机 2-控制单元节点>	0	0	0	0
L12<远程通信节点-交换机 2>	9.47	11.66	2.12	2.19	L12<交换机 2-远程通信节点>	0	0	0	0

(a) 消息 1-8 的响应时间计算与测量结果

(b) 消息 9-16 的响应时间计算与测量结果

(c) 消息 17-24 的响应时间计算与测量结果

(d) 消息 25-31 的响应时间计算与测量结果

图 6 消息响应时间对比

留带宽计算方法的合理性和可行性。在 α^+ 和 β^+ 下 ST 类消息响应时间的计算值和测量值均远小于其他类型消息, 这验证了 ST 类消息不受其他消息传输干扰; 同时 ST 类消息响应时间计算值均大于其测量值, 这是因为计算值中考虑了 ST 消息被同链

路上其他所有 ST 消息推迟发送的最坏情况。在 α^+ 下 SR 类消息 5 的响应时间计算值和测量值分别为 $1\,546\,\mu\text{s}$ 和 $1\,319\,\mu\text{s}$, 均超过了其发送时限 $1\,000\,\mu\text{s}$; 消息 30 分别为 $5\,463\,\mu\text{s}$ 和 $5\,268\,\mu\text{s}$, 均超过了其发送时限 $5\,000\,\mu\text{s}$, 网络中出现不可调度现象。这是

因为利用 IEEE 标准配置预留带宽时没有考虑以下两个因素: ① 计算空闲斜率时没有考虑较低优先级消息的干扰; ② 没有考虑经过多个交换机转发时的排队抖动。这说明利用 IEEE 标准配置的预留带宽可能导致网络不可调度。同时在 α^+ 下消息 1、2、3、4、28 和 31 的响应时间计算值均超过了其发送时限, 而它们的测量值均小于其发送时限。这说明消息最坏响应时间的计算具有一定保守性, 可以继续研究保守性更小的响应时间计算方法。

5 结论

(1) 分析智能汽车网络拓扑结构和消息传输需求, 建立了车载网络消息模型。在原有 Ethernet AVB 标准 SR 类消息基础上, 引入预定流量类 ST 消息, 给出基于时间感知整形的 AVB 网络消息调度机制, 实现了智能汽车车载网络中音视频流和安全关键控制类消息流的混合传输。

(2) 针对时间感知整形的消息调度机制, 给出了 AVB 网络流预留类消息响应时间影响因素, 建立了网络中 A 类与 B 类消息的最坏响应时间的递归计算式。该公式综合考虑 ST 消息及其保护窗和 AVB 令牌整形算法的影响, 可以有效评估车载 AVB 网络消息传输的实时性。

(3) 证明面向时间感知整形调度机制采用 IEEE 802.1Qat 流预留协议配置网络预留带宽可能会导致网络不可调度。提出 AVB 网络超预留带宽优化设计模型, 给出求解该模型的 OAPO 和 OBPO 算法。该优化模型以最小超预留带宽为目标, 以 IEEE 标准规定的最大预留带宽和 SR 类消息响应时间为约束, 可以确保所配置网络消息的可调度性。

参 考 文 献

- [1] SAE On-Road Automated Vehicle Standards Committee, 2014. Taxonomy and definitions for terms related to on-road motor vehicle automated driving systems[S]. SAE Standard J3016.
- [2] 李进, 刘洋洋, 胡金芳. 人机协同下辅助驾驶系统的车道保持控制[J]. 机械工程学报, 2018, 54(2): 169-175. LI Jin, LIU Yangyang, HU Jinfang. Lane tracking of driver assistance system with man-machine-coordination. Journal of Mechanical Engineering[J], 2018, 54(2): 169-175.
- [3] YAN Xinwei, ZHOU Kui, ZHU Zhengzhe, et al. The summary of automotive real-time ethernet technology development[J]. Software Guide, 2018(1): 46-53.
- [4] IEEE (2014) IEEE Std. 802.1Q, IEEE standard for local and metropolitan area networks, bridges and bridged networks[S].
- [5] BORDOLOI U D, AMINIFAR A, ELES P, et al. Schedulability analysis of Ethernet AVB switches[C]//International Conference on Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications, August 20-22, 2014, Chongqing, China: IEEE, 2014: 1-10.
- [6] CAO J, CUIJPERS P J L, BRIL R J, et al. Tight worst-case response-time analysis for ethernet AVB using eligible intervals[C]//2016 World Conference on Factory Communication Systems (WFCS), May 3-6, 2016, Aveiro, Portugal: IEEE, 2016: 1-8.
- [7] CAO J, CUIJPERS P J L, BRIL R J, et al. Independent yet Tight WCRT Analysis for Individual Priority Classes in Ethernet AVB[C]//International Conference on Real-Time Networks and Systems, September 19-23, 2016, Brest, French: ACM, 2016: 55-64.
- [8] DIEMER J, THIELE D, ERNST R. Formal worst-case timing analysis of Ethernet topologies with strict-priority and AVB switching[C]//International Symposium on Industrial Embedded Systems, June 20-22, 2012, Karlsruhe, Germany: IEEE, 2012: 1-10.
- [9] LI X, GEORGE L. Deterministic delay analysis of AVB switched Ethernet networks using an extended trajectory approach[J]. Real-Time Systems, 2018, 53(1): 1-66.
- [10] MIGGE J, VILLANUEVA J, NAVET N, et al. Insights on the Performance and Configuration of AVB and TSN in Automotive Ethernet Networks[C]//European Congress on Embedded Real Time Software and Systems, March 25-29, 2018, Toulouse, France: European Congress, 2018: 1-10.
- [11] SMIRNOV F, GLAß M, REIMANN F, et al. Formal timing analysis of non-scheduled traffic in automotive scheduled TSN networks[C]//Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition, March 27-31, 2017, Lausanne, Switzerland: IEEE, 2017: 1647-1650.
- [12] MAXIM D, SONG Y Q. Delay analysis of AVB traffic in time-sensitive Networks (TSN)[C]//International Conference on Real-Time Networks and Systems, October 4-6, 2017, Grenoble, France: ACM, 2017: 18-27.
- [13] SEO J H, JEON J W. Comparison of IEEE802.1Q and IEEE802.1 AVB in multi switch environment in embedded system[C]//International Conference on Control, Automation and Systems, October 18-23, 2017, Jeju, South Korea: ICCAS, 2017: 489-493.
- [14] DIARRA A, HOGENMUELLER T, ZIMMERMANN A, et al. Improved clock synchronization start-up time for Ethernet AVB-based in-vehicle networks[C]//Emerging Technologies & Factory Automation, September 8-11,

- 2015, Luxembourg: IEEE, 2015: 1-8.
- [15] DIARRA A, ZIMMERMANN A. System design issues for future in-vehicle Ethernet-based time- and safety-critical networks[C]//Systems Conference, April 13-16, 2015, Vancouver BC, Canada: IEEE, 2015: 61-68.
- [16] HERBER C, RICHTER A, WILD T, et al. Real-time capable CAN to AVB ethernet gateway using frame aggregation and scheduling[C]//Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition, March 9-13, 2015, Grenoble, France: IEEE, 2015: 61-66.
- [17] ASHJAEI M, PATTI G, BEHNAM M, et al. Schedulability analysis of Ethernet Audio Video Bridging networks with scheduled traffic support[J]. Real-Time Systems, 2017, 53(4): 526-577.
- [18] VERDUZCO H I R, CUIJPERS P J, CAO J. Work-in-progress: Best-case response time analysis for Ethernet AVB[C]//Real-Time Systems Symposium (RTSS), December 5-8, 2017, Paris, France: IEEE, 2018: 378-380.
- [19] PARK J D, CHEOUN B M, JEON J W. Worst-case analysis of ethernet AVB in automotive system[C]//International Conference on Information and Automation, August 8-10, 2015, Lijiang, China: IEEE, 2015: 1696-1699.
- [20] ALDERISI G, PATTI G, BELLO L L. Introducing support for scheduled traffic over IEEE audio video bridging networks[C]//Conference on Emerging Technologies & Factory Automation, September 10-13, 2013, Cagliari, Italy: IEEE, 2013: 1-9.
- [21] THANGAMUTHU S S, CONCERTIN N, CUIJPERS P P, et al. Analysis of ethernet-switch traffic shapers for in-vehicle networking applications[J]. Science, 2015, 332(6025): 7-36.
- [22] SHAO L, CHEN C, WANG Q. A new method for multi-channel audio transmission based on AVB standard[C]//International Conference on Mechatronics and Industrial Informatics, May 13-16, 2015, Atlantis, Press: International Conference, 2015: 10-25.
- [23] SHORT M, ABUGCHEM F, DAWOOD M. Tunneling horizontal IEC 61850 traffic through audio video bridging streams for flexible microgrid control and protection[J]. Energies, 2016, 9(3): 204.
- [24] LEE H, LEE J, PARK C, et al. Time-aware preemption to enhance the performance of audio/video bridging (AVB) in IEEE 802.1 TSN[C]//International Conference on Computer Communication and the Internet, October 13-15, 2016, Wuhan, China: IEEE, 2016: 80-84.
-
- 作者简介: 王跃飞(通信作者), 男, 1977 年出生, 博士, 副教授, 硕士研究生导师。主要研究方向为实时系统控制与优化、智能汽车与车联网技术、汽车电子控制系统与装备技术。
E-mail: yuefeiw@hfut.edu.cn
- 黄斌, 男, 1993 年出生, 硕士研究生。主要研究方向为车载网络与车联网技术。
E-mail: 472150250@qq.com