

## 虚拟链路精确流模型在 AFDX 网络演算中的应用

刘成, 周立, 屠晓杰, 王彤

(北京航空航天大学, 北京 100191)

**摘要:** 航空电子全双工交换式以太网(AFDX)是针对航空电子应用从工业交换式以太网升级而来的。其中,引入的虚拟链路(VL)和流量管制机制为网络通信任务提供了确定性的保障。网络演算是 AFDX 中常用的 VL 延时上界计算工具,为 AFDX 网络的实时性研究提供了理论依据。但是网络演算采用了 VL 简单流模型,计算得到的延时上界比较悲观。将 VL 精确流模型应用在网络演算工具中,并展示了基于精确流模型的网络演算能够得到更紧的延时上界计算结果。

**关键词:** 航空电子全双工交换式以太网(AFDX); 虚拟链路(VL); 流模型; 网络演算

**中图分类号:** V271; TP 393 **文献标志码:** A **文章编号:** 1671-637X(2013)10-0007-04

## Using an Accurate Flow Model of Virtual Link to Optimize Network Calculus Approach in AFDX

LIU Cheng, ZHOU Li, TU Xiaojie, WANG Tong

(Beihang University, Beijing 100191, China)

**Abstract:** Avionics Full Duplex Switched Ethernet (AFDX) standardized as ARINC 664 is an upgrade from Ethernet for avionics demand. AFDX adopts the mechanisms such as Virtual Link (VL) and traffic policing for the determinacy of communication task. Network calculus approach is a basic tool to compute the upper bound of end-to-end delay for VL in AFDX network, which give AFDX a useful method to research the real-time performance. However, the network calculus approach used a simple flow model of VL. Based on that model, the result got by network calculus approach is pessimistic. An accurate flow model of VL is adopted in the network calculus approach in this paper, and it helps the network calculus approach to get a tighter upper bound of delay for VL.

**Key words:** Avionics Full Duplex Switched Ethernet (AFDX); Virtual Link (VL); flow model; network calculus

### 0 引言

航空电子全双工交换式以太网(AFDX)<sup>[1-2]</sup>是针对航空电子分布式应用,从工业以太网基础上改造而来的航空电子系统互连网络,目前已经被应用于大飞机空客 A380 和波音 787 中。工业以太网是一种尽力传输的网络,不考虑消息的传输效果。AFDX 网络在以太网的基础上将虚拟链路(VL)和流量管制等机制集成进来,目的是提高网络的确定性,从流量的源头和网络传输过程中减少了流量之间的相互干扰。

确定性网络演算(network calculus)技术最初是由

文献[3-4]较为系统地提出,用来计算网络中数据包的最大端到端延时值。法国图卢兹大学 IRIT 实验室的学者在文献[5]中第一次将网络演算用到了 AFDX 网络中,并在随后的研究中加上了“组技术”(grouping technique)<sup>[6-8]</sup>,使得计算出的延时上界更紧。网络演算方法为 AFDX 的实时性研究提供了理论依据,基于网络演算得到的 VL 延时上界能够指导 AFDX 网络进行流量配置。虽然“组技术”的引入使得网络演算的计算结果更紧,更加接近实际数据包的端到端延时上界,但该结果仍然比较悲观,往往远大于数据包的统计最大延时。因此,网络演算的优化方向仍然是得到更紧的延时上界。

目前,网络演算在 AFDX 网络中的应用采用的是简单的 VL 流模型。VL 流模型是针对 VL 流量所建立的数学模型,用来模拟其他 VL 流量对于目标 VL 流量的干

收稿日期:2012-12-12

修回日期:2012-12-31

基金项目:航空基金(20111951)

作者简介:刘成(1985—),男,湖南邵阳人,博士生,研究方向为航空电子网络。

扰。简单的VL流模型是基于VL的配置参数而构建的VL到达曲线,并根据延时抖动来位移到达曲线,以增大突发度,从而反映出VL在网络中实际最恶劣的流量特征。在实际AFDX网络中,交换机会对传输的流量进行管制,使得网络中的流量限制在一定范围内,不会影响其他传输的流量。文献[9]提出了在交换机流量管制下,反映实际最恶劣流量情况的极限流模型。本文借助极限流模型构造VL精确流模型,该精确流模型可以用来优化网络演算,得到更紧的计算结果。

## 1 网络演算

### 1.1 VL简单流模型

VL的配置参数项有带宽分配间隔(BAG)、最大帧长和最小帧长3项。简单流模型是基于参数允许范围内的VL最大流量,即VL严格以BAG为周期发送达到最大帧长的数据帧。定义虚拟链路 $V_i$ 的BAG为 $T_i$ ,最大帧长为 $S_{\max,i}$ , $V_i$ 的简单流模型的流量特征如图1所示,这是根据参数配置项能够到达的最大流量,在网络演算中的数学表达式为

$$\alpha_i(t) = \sigma_i + \rho_i(t) = 8S_{\max,i} + (8S_{\max,i}/T_i)t \quad (1)$$

式中:参数 $8S_{\max,i}$ 反映的是 $V_i$ 的最大突发度;参数 $(8S_{\max,i}/T_i)$ 是 $V_i$ 的流速; $\alpha_i(t)$ 也称为 $V_i$ 的到达曲线,表征了VL数据流累积的上限。VL流量的大小可以通过到达曲线的包络关系来体现,流量大的将彻底包络流量小的。

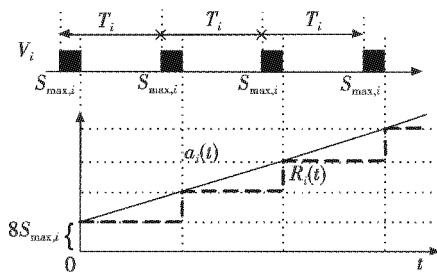


图1 VL简单流模型

Fig. 1 Simple flow model of VL

当 $V_i$ 在网络中被阻塞了时间 $D$ ,也即有最大为 $J$ 的延时抖动,那么最新的到达曲线将位移成 $\alpha_i(t+D)$ ,如图2所示。

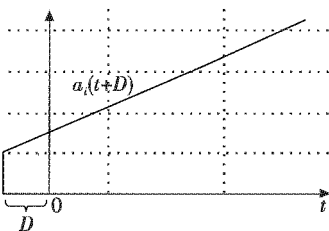


图2 到达曲线位移

Fig. 2 Shift of arrival curve

### 1.2 基本网络演算

网络演算是用来计算网络中数据包的延时上界的方法,数学理论基础是极小加代数,定义卷积和反卷积公式为

$$\begin{cases} (f \otimes g)(t) = \inf_{0 \leq s \leq t} \{f(t-s) + g(s)\} \\ (f \oslash g)(t) = \sup_{0 \leq s \leq t} \{f(t+s) - g(s)\} \end{cases} \quad (2)$$

如图1所示, $R_i(t)$ 是从时刻0到时刻 $t$ ,来自于数据流 $V_i$ 的累积到达数据量,当且仅当 $\alpha_i(t)$ 满足 $R_i(t) \leq R_i(t) \otimes \alpha_i(t)$ 时, $\alpha_i(t)$ 为 $V_i$ 的到达曲线,到达曲线的数学表达式如式(1)所示。

每个交换机的发送端口都有服务曲线 $\beta$ ,使得经过该端口的所有VL满足 $R' \geq R \otimes \beta$ ,其中, $R$ 是VL的输入积累流量, $R'$ 是输出积累流量。此时, $\alpha' = \alpha \oslash \beta$ 是 $R'$ 的到达曲线。对于发送带宽为 $C$ ,技术延时为 $V$ 的端口来说,服务曲线 $\beta$ 如图3a所示。

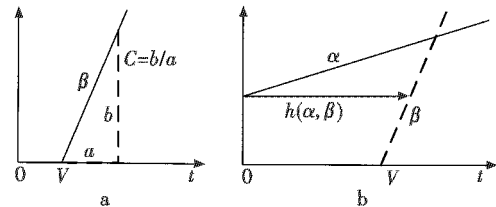


图3 服务曲线和最大延时

Fig. 3 Service curve and maximum delay

VL数据流 $R$ 在自身到达曲线 $\alpha$ 和转发端口服务曲线 $\beta$ 的作用下,产生的延时上界 $h(\alpha, \beta)$ 为到达曲线 $\alpha$ 与服务曲线 $\beta$ 的最大水平距离,如图3b所示, $h(\alpha, \beta)$ 为

$$h(\alpha, \beta) = \sup_{s \geq 0} (\inf_{\tau \geq 0} \{ \alpha(s) \leq \beta(s + \tau) \}) \quad (3)$$

一个端口会同时需要发送多个VL,到达曲线为转发的VL到达曲线之和,服务曲线仍然为该端口的服务曲线 $\beta$ ,此时VL的延时上界为

$$h(\sum \alpha, \beta) = \sup_{s \geq 0} (\inf_{\tau \geq 0} \{ \sum \alpha(s) \leq \beta(s + \tau) \}) \quad (4)$$

### 1.3 “组技术”的引入

基本的网络演算中,在前一个节点已经汇聚的VL流量在发送端口仍然被看作是单个流量,进行到达曲线的累加,如图4所示。 $V_3$ 和 $V_4$ 在交换机 $S_3$ 的第2个端口阻塞目标流量 $V_1$ ,最后总的到达曲线是这3条VL各自的到达曲线之和。

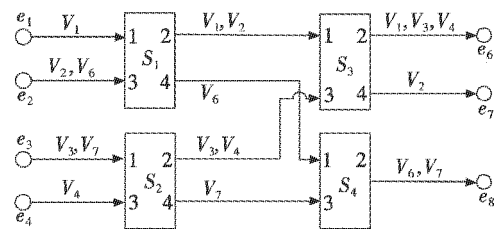


图4 AFDX网络配置

Fig. 4 Configuration of AFDX

而基于“组技术”的网络演算会对已汇聚的流量的到达曲线进行优化。如图 4 所示,  $V_3$  和  $V_4$  在交换机  $S_2$  的第 2 个端口已经汇聚成一条流量, 有了集合到达曲线, 该集合到达曲线受到物理链路的限制, 要小于各自到达曲线之和。如图 5 所示,  $V_3$  和  $V_4$  汇聚成一条流量的集合到达曲线是  $\alpha'_{3,4}$ ,  $V_3$  和  $V_4$  各自到达曲线之和是  $\alpha_{3,4} = \alpha_3 + \alpha_4$ , 有  $\alpha'_{3,4} < \alpha_{3,4}$ 。因此在交换机  $S_3$  的第 2 个端口中, 带“组技术”的到达曲线之和  $(\alpha_1 + \alpha'_{3,4})$  要小于不带“组技术”的到达曲线之和  $(\alpha_1 + \alpha_{3,4})$ , 故延时上界  $h(\alpha_1 + \alpha'_{3,4}, \beta) < h(\alpha_1 + \alpha_{3,4}, \beta)$ 。“组技术”的应用使得网络演算得到更紧的延时上界。下文为了区分, 没有“组技术”的称为基本网络演算, 带“组技术”的称为网络演算。

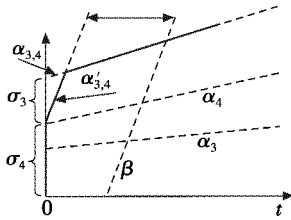


图 5 聚合的到达曲线

Fig. 5 Summation of arrival curves

## 2 VL 精确流模型

### 2.1 精确流模型

在简单流模型中, 一条流量受到阻塞后, 到达曲线变化为原始到达曲线位移后的结果, 如图 2 所示, 反映的物理意义是只要 VL 被阻塞了, VL 的突发度都会增大。VL 流模型可以更加精确化, 其到达曲线如图 6 所示, 反映的物理意义是, 数据包在被阻塞后仍然是离散到达的, 突发度不会随着被阻塞的时间连续地增大。

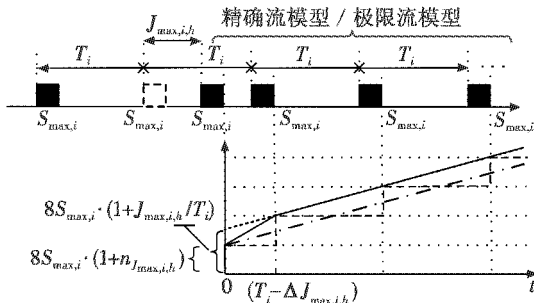


图 6 VL 精确流模型和极限流模型

Fig. 6 Accurate flow model and worst-case flow model of VL

参照文献[9]中极限流量模型的例子, 已知  $V_i$  到达交换机  $h$ , 流量管制所允许的最大延时抖动是  $J_{\max,i,h}$ , 则  $V_i$  在交换机  $h$  中的极限流量模型和到达曲

线如图 6 所示, 到达曲线的数学表达式为

$$\alpha_i(t) = \begin{cases} 8S_{\max,i} \cdot (1 + n_{J_{\max,i,h}}) + (8S_{\max,i} / (T_i - \Delta_{J_{\max,i,h}})) t, & t \leq (T_i - \Delta_{J_{\max,i,h}}) \\ 8S_{\max,i} \cdot (1 + J_{\max,i,h} / T_i) + (8S_{\max,i} / T_i) t, & t > (T_i - \Delta_{J_{\max,i,h}}) \end{cases} \quad (5)$$

该到达曲线是一个分段函数, 其中的两个参数  $n_{J_{\max,i,h}}$  和  $\Delta_{J_{\max,i,h}}$  定义为

$$J_{\max,i,h} = n_{J_{\max,i,h}} T_i + \Delta_{J_{\max,i,h}} \quad (6)$$

式中:  $\Delta_{J_{\max,i,h}} < T_i$ ;  $n_{J_{\max,i,h}} \in \{0, 1, 2, 3, \dots\}$ 。

极限流模型和精确流模型在实际中的流量表现特征是一样的, 因此可以共用到达曲线的数学表达式。已知  $V_i$  到达交换机  $h$  的最大延时抖动(被阻塞时间)为  $D_{\max,i,h}$ , 交换机的流量管制允许最大延时抖动为  $J_{\max,i,h}$ 。在  $D_{\max,i,h} \leq J_{\max,i,h}$  时, 可以直接将  $D_{\max,i,h}$  套入极限流模型和其到达曲线, 来表示精确流模型和到达曲线;  $D_{\max,i,h} > J_{\max,i,h}$  时, 表明该流量的抖动将会受到交换机流量管制的限制, 应该采用极限流模型和其到达曲线来进行网络演算。

### 2.2 在基本网络演算中的应用

如图 4 所示, 在交换机  $S_3$  中对目标虚拟链路  $V_i$  进行基本网络演算, 假设各个 VL 的最大延时抖动都没有超过对应交换机的流量管制限制。已知到达交换机  $S_3$  的  $V_1, V_3$  和  $V_4$  的最大延时抖动分别为  $D_{\max,1,3}, D_{\max,3,3}$  和  $D_{\max,4,3}$ 。基本网络演算方法采用 VL 简单流模型后,  $V_1, V_3$  和  $V_4$  在交换机  $S_3$  的到达曲线如图 7a 所示, 分别是  $\alpha_1, \alpha_3, \alpha_4$ 。基本网络演算方法采用 VL 精确流模型后,  $V_1, V_3$  和  $V_4$  在交换机  $S_3$  的到达曲线如图 7c 所示, 分别是  $\alpha'_1, \alpha'_3, \alpha'_4$ 。图 7b 展示了采用两种模型后, 到达曲线之和  $\Sigma\alpha$  和  $\Sigma\alpha'$  的对比, 基于 VL 精确流模型的到达曲线之和  $\Sigma\alpha'$  的包络更小, 因此计算出的延时上界  $h(\Sigma\alpha', \beta)$  也就更紧一些。

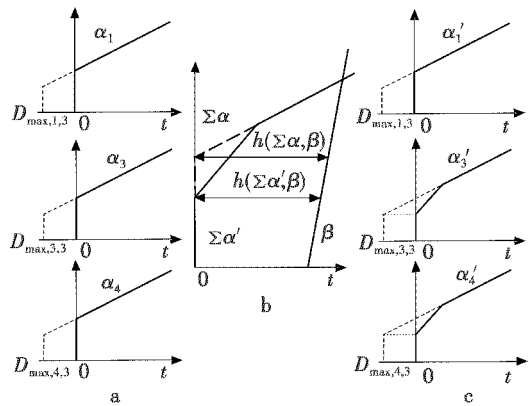


图 7 到达曲线之和对比

Fig. 7 Comparison of the summations of arrival curves

### 2.3 在网络演算中的应用

网络演算在基本网络演算方法的基础上加上了“组技术”。“组技术”先对已经聚合的流量进行计算,得到聚合流量的集合到达曲线,然后才会针对目标 VL 在对应的交换机中进行到达曲线的累加,最后得到延时上界。

如图 4 所示,在交换机  $S_3$  中对目标虚拟链路  $V_i$  进行网络演算,假设各个 VL 的最大延时抖动都没有超过对应交换机的流量管制限制。在交换机  $S_3$  中对  $V_1$  进行网络演算,首先要得到  $V_3$  和  $V_4$  在交换机  $S_2$  输出后的集合到达曲线。已知到达交换机  $S_2$  的  $V_3$  和  $V_4$  的最大延时抖动分别为  $D_{\max,3,2}$  和  $D_{\max,4,2}$ 。网络演算方法采用 VL 简单流模型后,  $V_3$  和  $V_4$  在交换机  $S_2$  中的到达曲线如图 8a 所示,分别是  $\alpha_3, \alpha_4$ ; 网络演算方法采用 VL 精确流模型后,  $V_3$  和  $V_4$  在交换机  $S_2$  中的到达曲线如图 8c 所示,分别是  $\alpha'_3, \alpha'_4$ 。图 8b 展示了采用两种模型后,  $V_3$  和  $V_4$  集合到达曲线  $\alpha_{3,4}$  和  $\alpha'_{3,4}$  的对比,基于 VL 精确流模型的集合到达曲线  $\alpha'_{3,4}$  更小,因此在交换机  $S_3$  中对  $V_1$  进行网络演算时,计算得到的到达曲线之和也就更小,最后得到延时上界  $h(\sum \alpha', \beta)$  也会更紧一些。

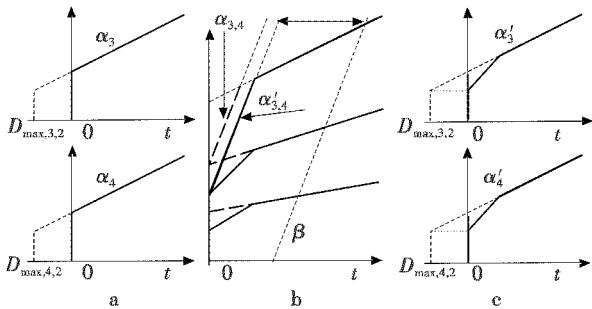


图 8 集合到达曲线对比

Fig. 8 Comparison of the aggregative arrival curves

### 3 结论

AFDX 网络是适用于大型客机的新一代航电系统互联网络,拥有关于确定性方面的保障机制。网络延时计算技术结合这些保障机制,能够计算出 VL 的延时上界,为 AFDX 网络的实时性研究提供理论工具。网络演算方法是其中最早提出的,也是最为成熟的理论工具。

VL 流模型是针对 VL 流量提出的数学估计最大流量模型,各种延时上界计算工具采用 VL 流模型实现对于 VL 流量的模拟。目前,网络演算中采用的是 VL 简单流模型,该模型是基于 VL 的配置参数和最大延时抖动而构建的。由于该模型较为简单,网络演算采用该模型后的计算结果也就较为悲观。本文参照 VL 极限流模型和其到达曲线,提出了 VL 精确流模型和到达曲线,并将精确流模型应用在了网络演算中,应用结果表明,采用精确流模型的网络演算能够计算得到更紧的延时上界。

### 参考文献

- [1] ARINC 664 Aircraft data network, part 2; Ethernet physical and data link layer specification [S].
- [2] ARINC 664 Aircraft data network, part 7; Avionics full duplex switched Ethernet (AFDX) Network [S].
- [3] CRUZ R. A calculus for network delay, part I; Network elements in isolation [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1991, 37 (1): 114-131.
- [4] CRUZ R. A calculus for network delay, part II; Network analysis [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1991, 37(1): 132-141.
- [5] FRABOUL C, FRANCES F. Applicability of Network calculus to the AFDX [R]. Technical Report PBAR-JD-728. 0821/2002, 2002.
- [6] GRIEU J. Analyse et evaluation de techniques de commutation Ethernet pour interconnexion des systemes avioniques [D]. France; INP-ENSEEIH, 2004.
- [7] FRANCES F, FRABOUL C, GRIEU J. Using network calculus to optimize the AFDX network [C] // Proceedings of ERTS, Toulouse, France, 2006: 1-8.
- [8] BAUER H, SCHARBARG J L, FRABOUL C. Improving the worst-case delay analysis of an AFDX network using an optimized trajectory approach [J]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2010, 6(4): 521-533.
- [9] LIU Cheng, WANG Tong, ZHAO Changxiao, et al. Worst-case flow model of VL for worst-case delay analysis of AFDX [J]. Electronics Letters, 2012, 48(6): 327-328.