保证速率的 AFDX 交换机实时调度算法

张勇涛 黄 臻 熊华钢

(北京航空航天大学 电子信息工程学院, 北京 100191)

摘 要: 针对 AFDX(Avionics Full Duplex Switched Ethernet)网络关键技术——交换机实时调度算法,提出一种保证速率的优先级实时调度算法(PRTRG,Priority Real Time scheduling algorithm based on Rate-Guaranteed),并运用网络演算理论分析了此调度算法的实时性.在 AFDX 网络典型配置下,与(FIFO,First In First Out)结果进行分析对比,证明 PRTRG 算法有效地减少了高优先级数据的端到端延迟上界,同时保证了低优先级数据端到端延迟的确定性,并且阻止了数据流拥塞的扩散,在交换机内部实现了流量隔离.

关 键 词: 航空电子; 以太网; 实时系统; 交换机; 调度算法; 网络性能

中图分类号: TP 393

文献标识码: A **文 章 编 号**: 1001-5965(2010)12-1412-05

Real time scheduling algorithm based on rate-guaranteed in AFDX switch

Zhang Yongtao Huang Zhen Xiong Huagang

(School of Electronics and Information Engineering, Beijing University of Aeronautics and Astronautics, Beijing 100191, China)

Abstract: Real time scheduling algorithm used in avionics full duplex switched Ethernet (AFDX) switches was studied, which is a key technique in AFDX. A priority real time scheduling algorithm based on rate-guaranteed(PRTRG) was proposed. Real time performance of PRTRG was analyzed using network calculus theory. Upper delay bounds with first in first out(FIFO) scheduling under a typical topology configuration were compared. The results confirm that PRTRG algorithm can effectively decrease the upper delay bounds of high priority data without losing the determinism of low priority data. At the same time, PRTRG algorithm prevents the congestion of one flow from spreading to another, and isolates the flow in the switch.

Key words: avionics; Ethernet; real time systems; switches; scheduling algorithms; network performance

航空电子全双工交换式以太网(AFDX,Avionics Full Duplex Switched Ethernet)[1-3]是由工业以太网经过适应性改造而成的一种航空数据网络,AFDX 通过"虚拟链路(VL,Virtual Link)"机制限制了数据源端的突发度,平滑了流量,一定程度上降低了数据在交换网络中的拥塞度,但若要使多条 VL 数据帧同时竞争同一交换机输出端口引起的排队延迟符合航电应用需要,必须设计合理的实时交换机调度算法.

文献[4]给出了 AFDX 交换机在 FIFO(First In First Out)调度算法下,消息端到端延迟上界的计算方法,但 FIFO 在多个数据流竞争同一个交换机输出端口时,并不能保证时间关键数据帧的延迟满足航电需求.文献[5]提出了一种基于优先级调度的负载匹配调度方法,但此调度策略的前提条件是每个交换机中消息的最大允许延迟时间为消息的周期,因此在交换机级联时易导致消息的端到端延迟上界过大.依据 AFDX 协议特点及航电应用需求,本文提出一种保证速率的优先级实时调度算法(PRTRG,Priority Real Time scheduling algorithm based on Rate-Guaranteed),运用网络演算理论分析了算法的实时性,

收稿日期: 2009-11-05

作者简介: 张勇涛(1983—),男,河南濮阳人,博士生,zhangyongtao394@ee.buaa.edu.cn.

并在 AFDX 网络典型配置下和 FIFO 策略进行了分析对比.

1　AFDX 网络模型

AFDX 网络由端系统,AFDX 交换机和物理链路组成.每个端系统与一个交换机端口相连,在有冗余子网络时,每个端系统分别与 2 个子网络中的交换机端口相连.端系统与交换机之间的物理链路和交换机之间的物理链路全部为全双工工作模式.图 1 是一个由 4 个交换机(S_1～S_4)和 9 个端系统(e_1～e_9)组成的 AFDX 网络.

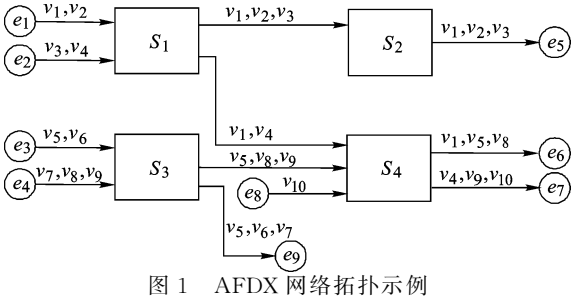

图 1　AFDX 网络拓扑示例

除了物理链路外,AFDX 引入了“虚拟链路(VL)”.VL 描述了网络中端到端的流量特征,每条 VL 只有唯一个源端系统,但可有一个或一个以上的目的端系统,VL 定义了一个逻辑上的单向连接,从一个源端系统到一个或多个目的端系统.因此 VL 在逻辑上类似于 ARINC 429[6] 的单双工一对多链路,但多路 VL 共用一条物理链路.图 1 中共有 10 条 VL(v_1～v_{10}),其中 v_1 和 v_5 为多播,其余 VL 为单播.

在每个端系统的输出端,与一条特定的 VL 相关联的流量用带宽分配间隔(BAG,Bandwidth Allocation Gap)来描述.BAG 反映了在同一个 VL 中 2 个相邻的帧的起始二进制位之间的最小时间间隔,因此每个 VL 的最大可用带宽由它的 BAG 和它所规定的 $L_{\max}$(VL 允许的最大允许帧长)确定:最大可用带宽$=L_{\max}/T_{\mathrm{BAG}}$.

2　保证速率的优先级调度算法

2.1　AFDX 交换机输出端口调度模型

本文中交换机模型为 Cut-through 型交换机,输出端口调度模型如图 2 所示,它由 2 个优先级队列和一个调度器组成,调度器根据 PRTRG 调度算法从 2 个队列中选择下一个要输出的帧.

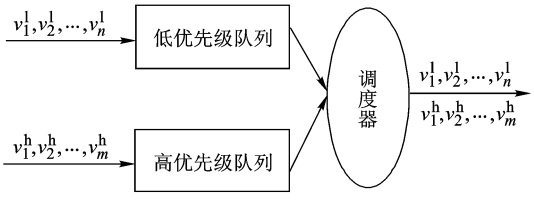

图 2　AFDX 交换机输出端口调度模型

2.2　算法描述

2.2.1　符号说明

$L^{\mathrm{l}}_{\max}$(Byte):低优先级 VL 聚集队列的最大帧长;

$L^{\mathrm{h}}_{\max}$(Byte):高优先级 VL 聚集队列的最大帧长;

$L^{\mathrm{l}}_{\min}$(Byte):低优先级 VL 聚集队列的最小帧长;

$L^{\mathrm{h}}_{\min}$(Byte):高优先级 VL 聚集队列的最小帧长;

C(Mbit/s):交换机端口和物理链路速率,本文中 $C=100$;

Q^{h}:高优先级 VL 聚集队列;

Q^{l}:低优先级 VL 聚集队列;

B^{h}(bit):已转发高优先级队列数据帧的比特数;

L^{h}_t(Byte):刚刚转发完毕的高优先级 VL 数据帧的帧长;

X:触发转发低优先级队列数据的门限,且 $X\geqslant L^{\mathrm{h}}_{\max}$.

2.2.2　算法原理

设在 $t=0$ 时刻,数据开始到达服务器,到达的数据按照其 VL 优先级分别进入相应的聚集队列(见图 2).初始化 $B^{\mathrm{h}}=0$,设置 X 的值.

1) 首先检查 Q^{h} 是否有数据帧等待,若有,则发送队首的数据帧,并设置 $B^{\mathrm{h}}=B^{\mathrm{h}}+L^{\mathrm{h}}_t\times 8$;若无,则跳转到步骤 3).

2) 如果 $B^{\mathrm{h}}<X-L^{\mathrm{h}}_{\min}\times 8$,则跳转到步骤 1);若 $B^{\mathrm{h}}\geqslant X-L^{\mathrm{h}}_{\min}\times 8$,设置 $B^{\mathrm{h}}=0$.

3) 检查 Q^{l} 是否有数据帧等待,若有,则发送队首数据帧,然后跳转到步骤 1),若队列为空,则跳转到步骤 1).

3　算法实时性分析

3.1　网络演算[7-9]

定义 1(函数卷积)

$$x(t)\otimes y(t)\approx \inf_{0\leqslant s\leqslant t}\{x(t-s)+y(s)\}$$

定义 2(反卷积)

$$x(t)\ominus y(t)\approx \sup_{u\geqslant 0}\{x(t+u)-y(u)\}$$

定义 3(到达曲线).广义递增函数 $\alpha(t)$ 称为数据流 $a(t)$ 的到达曲线当且仅当 $a(t)\leqslant a(t)\otimes\alpha(t)$.

由AFDX协议可知,每条VL中,数据流离开端系统时的到达曲线:

$$\alpha(t)=L_{\max}\times 8+\frac{L_{\max}\times 8}{T_{\mathrm{BAG}}}t$$

其中,$L_{\max}$为此VL的最大允许帧长;T_{BAG}为此VL的带宽分配间隔.

定义4(服务曲线). 若数据流$a(t)$流经服务器S的输入函数为$R(t)$,输出函数为$R^*(t)$,广义递增函数$s(t)$称为此数据流的服务函数当且仅当$R^*(t)\geqslant R(t)\otimes s(t)$.

引理1(延迟上界和输出曲线). 服务器S为到达曲线为$\alpha_{\mathrm{in}}(t)$的数据流R提供的服务曲线是$s(t)$,则R流经S的延迟满足$d(t)\leqslant\sup\limits_{t\geqslant 0}\{\inf[D\geqslant 0\mid\alpha_{\mathrm{in}}\leqslant s(t+D)]\}$;$R$流经$S$后的输出数据流的到达曲线为$\beta^{\mathrm{out}}=x(t)\ominus y(t)$.

引理1的详细证明参见文献[9].

3.2 实时性分析

定理1 使用PRTRG调度算法交换节点为2个优先级队列提供的服务曲线分别为

$$S_{\mathrm{L}}(t)=C\left(\frac{L^{\mathrm{l}}_{\min}\times 8}{8\times L^{\mathrm{l}}_{\max}+X}\right)t$$

$$S_{\mathrm{H}}(t)=\max\left\{C\left(1-\frac{L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8}{8\times L^{\mathrm{l}}_{\min}+X}\right)t-L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8,0\right\}$$

证明 1) 考虑低优先级数据流R_{L}.

对于任意时间点t_2,考察其忙碌时间间隔$[t_1,t_2]$,其中$t_1=\sup\{t_1:R^*_{\mathrm{L}}(t_1)=R_{\mathrm{L}}(t_1)\text{且}t_1\leqslant t_2\}$,$R_{\mathrm{L}}$的输出与高优先级数据流$R_{\mathrm{H}}$在$[t_1,t_2]$的状态有关.

情况1:高优先级数据流R_{H}一直处于忙期.

$$R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R^*_{\mathrm{L}}(t_1)=R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R_{\mathrm{L}}(t_1)\geqslant\left[\frac{t_2-t_1}{(8\times L^{\mathrm{l}}_{\max}+X)/C}\right]\times L^{\mathrm{l}}_{\min}\times 8\qquad(1)$$

且

$$R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R^*_{\mathrm{L}}(t_1)=R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R_{\mathrm{L}}(t_1)\leqslant\left[\frac{t_2-t_1}{(8\times L^{\mathrm{l}}_{\min}+X)/C}\right]\times L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8\qquad(2)$$

情况2:高优先级数据流R_{H}只有一段时间处于忙期,则不妨设在时间间隔$[t_3,t_4]$内R_{H}处于忙期,其中$t_1\leqslant t_3<t_4\leqslant t_2$.

$$R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R^*_{\mathrm{L}}(t_1)=R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R_{\mathrm{L}}(t_1)=\{R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R^*_{\mathrm{L}}(t_4)\}+\{R^*_{\mathrm{L}}(t_4)-R^*_{\mathrm{L}}(t_3)\}+\{R^*_{\mathrm{L}}(t_3)-R^*_{\mathrm{L}}(t_1)\}$$

其中

$$R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R^*_{\mathrm{L}}(t_4)=C(t_4-t_2)$$

$$R^*_{\mathrm{L}}(t_3)-R^*_{\mathrm{L}}(t_1)=C(t_3-t_1)$$

$$R^*_{\mathrm{L}}(t_4)-R^*_{\mathrm{L}}(t_3)\geqslant\left(\frac{t_4-t_3}{(8\times L^{\mathrm{l}}_{\max}+X)/C}\right)\times L^{\mathrm{l}}_{\min}\times 8$$

情况3:高优先级数据流R_{H}处于空闲状态.

$$R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R^*_{\mathrm{L}}(t_1)=R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R_{\mathrm{L}}(t_1)=C(t_2-t_1)$$

2) 考虑高优先级数据流R_{H}.

同样对于任意时间点t_2,考察其忙碌时间间隔$[t_1,t_2]$,其中$t_1=\sup\{t_1:R^*_{\mathrm{H}}(t_1)=R_{\mathrm{H}}(t_1)\text{且}t_1\leqslant t_2\}$.若在时间间隔$[t_1-L^{\mathrm{l}}_t/C,t_1)$内有低优先级的数据到达交换机(其中$L^{\mathrm{l}}_t$表示到达数据帧的帧长),则高优先级的数据必须等待低优先级数据服务完毕.因此

$$R^*_{\mathrm{H}}(t_2)-R^*_{\mathrm{H}}(t_1)=R^*_{\mathrm{H}}(t_2)-R_{\mathrm{H}}(t_1)\geqslant C(t_2-t_1)-[R^*_{\mathrm{L}}(t_2)-R^*_{\mathrm{L}}(t_1)]-L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8$$

由式(2)可得

$$R^*_{\mathrm{H}}(t_2)-R_{\mathrm{H}}(t_1)\geqslant C\left(1-\frac{L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8}{8\times L^{\mathrm{l}}_{\min}+X}\right)(t_2-t_1)-L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8$$

又由于$R^*_{\mathrm{H}}(t_2)-R^*_{\mathrm{H}}(t_1)\geqslant 0$,则可得结论. **证毕**

引理2 若数据流的到达曲线$\alpha(t)=\sigma+\rho t$,流经服务器S的服务曲线$s(t)=\gamma(t-\theta)$,且$\rho\leqslant\gamma$,则延迟上界

$$\sup_{t\geqslant 0}\{\inf[D\geqslant 0\mid\alpha(t)\leqslant s(t+D)]\}=\frac{\sigma}{\gamma}+\theta$$

证明 因为$\sigma+\rho t\leqslant\gamma(t-\theta+D)$,$t\geqslant 0$

所以$D\geqslant\sigma/\gamma+\theta+(\sigma-\gamma)t/\gamma$;

由于$(\sigma-\gamma)t/\gamma\leqslant 0$,则可得结论. **证毕**

定理2 低优先级数据流R_{L}的到达曲线为$\alpha_{\mathrm{l}}(t)=\sigma_{\mathrm{l}}+\rho_{\mathrm{l}}t$,高优先级数据流$R_{\mathrm{H}}$的到达曲线为$\alpha_{\mathrm{h}}(t)=\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}t$,$R_{\mathrm{L}}$和$R_{\mathrm{H}}$流经PRTRG交换节点,且

$$\rho_{\mathrm{l}}\leqslant C\left(\frac{L^{\mathrm{l}}_{\min}\times 8}{8\times L^{\mathrm{l}}_{\max}+X}\right),\rho_{\mathrm{h}}\leqslant C\left(1-\frac{L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8}{8\times L^{\mathrm{l}}_{\min}+X}\right)$$

则:

1) 它们的延迟上界分别为

$$D_{\mathrm{L}}=\frac{\sigma_{\mathrm{l}}(8\times L^{\mathrm{l}}_{\max}+X)}{C\times L^{\mathrm{l}}_{\min}\times 8}\qquad(3)$$

$$D_{\mathrm{H}}=\frac{\sigma_{\mathrm{h}}+L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8}{C\left(1-\frac{L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8}{8\times L^{\mathrm{l}}_{\min}+X}\right)}\qquad(4)$$

2) 它们的输出到达曲线分别为

$$\beta^{\mathrm{out}}_{\mathrm{L}}(t)=\sigma_{\mathrm{l}}+\rho_{\mathrm{l}}t\qquad(5)$$

$$\beta^{\mathrm{out}}_{\mathrm{H}}(t)=\sigma_{\mathrm{h}}+L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8+\rho_{\mathrm{h}}t\qquad(6)$$

证明 ① 由定理1和引理2可证明此结论.

② $\beta^{\mathrm{out}}_{\mathrm{H}}(t)=\alpha_{\mathrm{h}}(t)\ominus S_{\mathrm{H}}(t)=\sup\limits_{t\geqslant 0}\left\{\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}t+\left(\rho_{\mathrm{h}}-C\left(1-\frac{L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8}{8\times L^{\mathrm{l}}_{\min}+X}\right)\right)u+L^{\mathrm{l}}_{\max}\times 8\right\}$. 由已知

条件可得 $\beta_{\mathrm{H}}^{\mathrm{out}}(t)=\sigma_{\mathrm{h}}+L_{\max}^{\mathrm{l}}\times 8+\rho_{\mathrm{h}}t$;同理得 $\beta_{\mathrm{L}}^{\mathrm{out}}(t)=\sigma_{\mathrm{l}}+\rho_{\mathrm{l}}t$. **证毕**

从定理 2 可以得出高低优先级数据流的延迟上界是 X 的函数,D_{L} 是 X 的增函数,D_{H} 是 X 的减函数,因此可以根据每个交换机端口 VL 聚集情况以及航电消息对延迟的具体需求为每个交换机端口设置相应的 X,从而满足实时性要求.

定理 3　低优先级数据流 R_{L} 的到达曲线为 $\alpha_{\mathrm{l}}(t)=\sigma_{\mathrm{l}}+\rho_{\mathrm{l}}t$,高优先级数据流 R_{H} 的到达曲线为 $\alpha_{\mathrm{h}}(t)=\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}t$,$R_{\mathrm{L}}$ 和 R_{H} 流经 PRTRG 交换节点,且 $\rho_{\mathrm{l}}+\rho_{\mathrm{h}}\leqslant C$,若满足 $X>(C\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}^2L_{\max}^{\mathrm{l}}\times 8)/(C-\rho_{\mathrm{h}})+L_{\min}^{\mathrm{h}}\times 8$ 则 PRTRG 调度等价于静态优先级调度,即静态优先级调度为 PRTRG 的一种特殊情况.

证明　首先假设调度策略为静态优先级调度,选择 R_{H} 一个忙期起始时刻 t_1,t_2 为此忙期结束时刻,则 $R_{\mathrm{H}}^{*}(t_1)=R_{\mathrm{H}}(t_1)$,$R_{\mathrm{H}}^{*}(t_2)=R_{\mathrm{H}}(t_2)$,且 $R_{\mathrm{H}}^{*}(t_1)<R_{\mathrm{H}}^{*}(t_2)$.

令 $R_{\mathrm{H}}(t_2)=\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}(t_2-t_1)$,则$[t_1,t_2]$为 R_{H} 最长的一个忙期.

由于高优先级数据不可抢占正在发送的低优先级数据,则 R_{H} 在缓存中的最大阻塞量为 $\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}L_{\max}^{\mathrm{l}}\times 8/C$.

在 $t_1+\rho_{\mathrm{h}}L_{\max}^{\mathrm{l}}\times 8/C$ 时刻交换节点开始以速率 C 发送 R_{H} 的数据,则 $R_{\mathrm{H}}^{*}(t_2)=C(t_2-t_1-\rho_{\mathrm{h}}L_{\max}^{\mathrm{l}}\times 8/C)$.

所以 $R_{\mathrm{H}}(t_2)=(C\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}^2L_{\max}^{\mathrm{l}}\times 8)/(C-\rho_{\mathrm{h}})$.

若使用 PRTRG 调度算法,设置 $X-L_{\min}^{\mathrm{h}}\times 8>(C\sigma_{\mathrm{h}}+\rho_{\mathrm{h}}^2L_{\max}^{\mathrm{l}}\times 8)/(C-\rho_{\mathrm{h}})$,则在 R_{H} 的忙期,交换节点连续转发 R_{H} 的数据,与静态优先级调度策略相同. **证毕**

4　实验分析

典型航电环境下,一个 AFDX 网络由至少 100 个端系统和 2 个冗余子网络组成,每个子网络至少包含 8 个 AFDX 交换机和 1 000 个左右的 VL 和 6 000 条左右的路径.但有一种简化的网络拓扑结构模型,上述典型航电环境下复杂网络拓扑结构中 VL 的端到端延迟情况与简化模型中 VL 的延迟情况相同[10].本节将在这种简化的网络拓扑结构模型(图 3)下计算 PRTRG 调度的端到端延迟,并与 FIFO 调度进行分析对比.

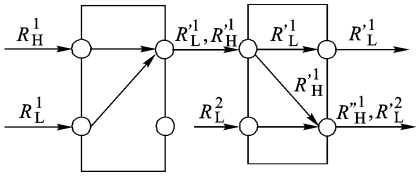

图 3　简化的网络拓扑结构模型

在此结构下有 3 条 VL 聚集数据流:高优先级 VL 聚集数据流 R_{H}^{1},其到达曲线 $\alpha_{\mathrm{H}}^{1}=\sigma_1+\rho_1 t$;低优先级 VL 聚集数据流 R_{L}^{1} 和 R_{L}^{2},到达曲线分别为 $\alpha_{\mathrm{L}}^{1}=\sigma_2+\rho_2 t$,$\alpha_{\mathrm{L}}^{2}=\sigma_3+\rho_3 t$.表 1 列出了 3 种实验场景下聚集数据流 VL 的参数,E_1,E_2,E_3 代表 3 种流量下的实验场景;表 2 列出了在实验场景 E_1,E_2,E_3 下 3 种聚集数据流的端到端延迟上界,表中 D_1,D_2 和 D_3 分别表示数据流 R_{H}^{1},R_{L}^{1} 和 R_{L}^{2} 的延迟上界值.其中 FIFO 策略下的延迟上界计算方法详见文献[4].

表 1　聚集数据流 VL 参数

实验	R_{H}^{1}					R_{L}^{1}					R_{L}^{2}				
	VL 总数	$L_{\max}^{\mathrm{h}}$/Byte	$L_{\min}^{\mathrm{h}}$/Byte	T_{BAG}/ms	VL 数	VL 总数	$L_{\max}^{\mathrm{l}}$/Byte	$L_{\min}^{\mathrm{l}}$/Byte	T_{BAG}/ms	VL 数	VL 总数	$L_{\max}^{\mathrm{l}}$/Byte	$L_{\min}^{\mathrm{l}}$/Byte	T_{BAG}/ms	VL 数
E_1	10	1 000	1 000	1	1	20	1 000	1 000	64	10	20	1 000	1 000	128	20
				2	2										
				8	2				128	10					
				16	5										
E_2	20	1 000	200	1	1	36	1 000	1 000	64	16	36	1 000	1 000	64	20
				2	2										
				8	2										
				16	5				128	20				128	16
				32	10										
E_3	8	80	500	2	2	16	1 000	900	64	8	10	1 500	1 300	16	2
														32	2
				4	6				128	8				64	2
														128	4

表2 聚集数据流端到端延迟上界

实验	ρ_1/(Mbit·s^{-1})	σ_1/MB	ρ_2/(Mbit·s^{-1})	σ_2/MB	ρ_3/(Mbit·s^{-1})	σ_3/MB	FIFO延迟上界/ms			PRTRG延迟上界/ms			
							D_1	D_2	D_3	X	D_1	D_2	D_3
E_1	20.5	0.08	1.875	0.16	1.25	0.16	5.128	2.4	2.728	8000	3.68	3.2	3.2
										16000	2.8	4.8	4.8
E_2	23	0.16	3.25	0.288	3.5	0.288	9.622	4.48	5.142	8000	6.88	5.76	5.76
										16000	5.16	8.64	8.64
E_3	30	0.096	1.5	0.128	3	0.12	4.937	2.24	2.697	12000	4.366	3.555	2.769
										24000	3.241	5.688	4.153

从结果可以看出：

1）适当设置参数 X，可以减少高优先级数据流的端到端延迟上界，并且可以使低优先级数据延迟上界在可预测范围之内，避免了由于低优先级数据在交换机内的延迟超过交换机允许的最大延迟而丢包.

2）数据流的延迟上界只与数据流本身的突发度和参数 X 的设置有关，与其他数据流的流量无关，例如在 E_1 和 E_2 中 R_L^1 和 R_L^2 的突发度相同，X 值相同，他们流经不同的交换机，其竞争数据流 R_H^1 和 R'^1_H 和的流量不同，但 R_L^1 和 R_L^2 具有相同的延迟上界. 因此一个数据流的拥塞不会影响其他数据流的延迟上界，隔离了数据流拥塞.

5 结束语

航空数据网络必须是确定性网络，须通过实时调度算法保证每个数据帧的端到端延迟不大于其最大允许延迟. 但协议本身并没有提供交换机实时调度算法，因此若要保证 AFDX 数据帧的端到端延迟满足航电应用需求，必须设计合理的 AFDX 交换机实时调度算法.

本文提出一种保证速率的优先级实时调度算法(PRTRG)，在网络演算理论的框架下推导出了其服务曲线，分析了数据帧在单个交换机以及交换机级联时的延迟上界；分析证明静态优先级调度是 PRTRG 的一种特殊情况. 通过和 FIFO 结果进行分析对比，结果证明 PRTRG 算法有效地减少了高优先级数据的端到端延迟上界，同时保证了低优先级数据端到端延迟的确定性，并且阻止了数据流拥塞的扩散，在交换机内部实现了流量隔离. 研究结果为 AFDX 的应用提供了理论依据.

参考文献（References）

[1] ARINC 664 Aircraft data network, part 1: systems concepts and overview[S]

[2] ARINC 664 Aircraft data network, part 2: ethernet physical and data Link layer specification[S]

[3] ARINC 664 Aircraft data network, part 7: avionics full duplex switched ethernet (AFDX) Network[S]

[4] Boyer M, Fraboul C. Tightening end to end delay upper bound for AFDX network calculus with rate latency FIFO servers using network calculus[C] //IEEE International Workshop on Factory Communication Systems. Dresden: IEEE, 2008: 11－20

[5] 周强，熊华钢，张晓林，等. AFDX 交换机在强实时性条件下的分组调度[J]. 北京航空航天大学学报，2009，35(4)：449－452

Zhou Qiang, Xiong Huagang, Zhang Xiaolin, et al. Packet scheduling for AFDX switch under hard time constraints[J]. Journal of Beijing University of Aeronautics and Astronautics, 2009, 35(4): 449－452(in Chinese)

[6] ARINC 429 Digital information transfer system (DITS) parts 1, 2, 3[S]

[7] Cruz R. A calculus for network delay, part I: network elements in isolation [J]. IEEE Trans Information Theory, 1991, 37 (1): 114－131

[8] Cruz R. A calculus for network delay, part II: network analysis[J]. IEEE Trans Information Theory, 1991, 37(1): 132－141

[9] Boudec J-Y L, Thiran P. Network calculus [M]. Berlin, Germany: Springer Verlag, LNCS 2050, 2004

[10] Scharbarg J-L, Ridouard F, Fraboul C. A probabilistic analysis of end-to-end delays on an AFDX avionic network[J]. IEEE Trans Industrial Informatics, 2009, 5(1): 38－49

(编 辑：娄 嘉)