基于 AFDX 的航空电子系统可调度性分析

周天然 张勇涛 何 锋 熊华钢

(北京航空航天大学 电子信息工程学院, 北京 100191)

摘 要: 航空电子全双工交换式以太网(AFDX, Avionics Full Duplex Switched Ethernet)是新一代大型飞机机载网络的首选方案,构建其上的航空电子系统应保证强实时应用在时限内完成. 针对现有 AFDX 实时性研究仅给出网络延迟上界的不足,综合考虑了任务的响应时间以及实时消息在 AFDX 网络中的传输延迟. 建立了使用 AFDX 网络的航空电子系统模型,分析了分布式任务序列的整体时间需求. 应用全局分析思想,给出任务序列的最坏情况响应时间,为系统实时性的评价和优化提供了理论依据. 仿真结果表明该分析给出了紧凑的任务序列响应时间上界.

关 键 词: 航空系统工程; 航空电子全双工交换式以太网; 可调度性分析; 最坏情况响应时间; 网络演算

中图分类号: V 247.1

文献标识码: A **文 章 编 号**: 1001-5965(2012)01-0075-05

Schedulability analysis for AFDX-based avionics systems

Zhou Tianran Zhang Yongtao He Feng Xiong Huagang

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

Abstract: Avionics full duplex switched ethernet (AFDX) is designed for on-board communications in the new generation large aircraft. AFDX-based avionics systems are required to guarantee that hard real-time applications can be completed within their dead-lines. While current researches on real-time performance of AFDX only give the delay upper bound of frames, both the response-time of tasks in each processor and the delivery delay of hard real-time messages in AFDX networks were consided. The AFDX-based avionics system model was built, and the timing requirement of distributed task sequences was analyzed. Then, the worst case response time of task sequences was derived by using the holistic analysis. The proposed schedulability analysis provided a theoretical means to evaluate and optimize system real-time performance. Simulation results manifest that this analysis can give the tight upper bound for response time of task sequences.

Key words: aviation system engineering; avionics full duplex switched ethernet (AFDX); schedulability analysis; worst case response time; network calculus

随着对大容量、深层次的信号与信息综合需求的增加,机载互联方式从简单的低速总线演变为支持复杂拓扑的高速数据网络[1],为系统的设计和分析带来了新的挑战.

航空电子全双工交换式以太网(AFDX, Avionics Full Duplex Switched Ethernet)[2],是由以太网经过适应性改造而来的一种航空数据网络. 由于其优异的性能和广泛的商业支持,AFDX 成为未来大型飞机机载网络的首选,并成功应用于新一代大型客机 A380 和波音 787.

实时性是航空电子系统设计和验证的关键之一. 目前,针对使用 AFDX 网络的航空电子系统进

收稿日期: 2010-08-12; **网络出版时间**: 2011-12-27 10:32; **DOI**: CNKI:11-2625/V.20111227.1032.004
网络出版地址: www.cnki.net/kcms/detail/11.2625.V.20111227.1032.004.html
基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60879024); 航空基金资助项目(08C51009)
作者简介: 周天然(1984 -),男,江西南昌人,博士生,zhoutianran1@ee.buaa.edu.cn.

行的实时性研究,多侧重于网络中数据帧的调度优化与延迟分析. 文献[3]提出并分析了 AFDX 端系统的流量整形算法. 文献[4]提出一种基于静态优先级的端系统虚电路调度算法,并分析了数据传输的延迟上界. 文献[5]考虑 AFXD 网络中采用 FIFO (First In First Out)服务策略的交换机级联,给出了数据帧的端到端延迟上界. 文献[6]建立了基于 AFDX 网络的分布式系统模型,并通过仿真方法分析了不同场景配置下的消息端到端延迟.

航空电子系统中存在一类分布式的应用,即一个任务序列由若干分布在不同处理器上的子任务组成,并通过消息传递数据和触发后续子任务. 在系统的设计和验证时考虑这类应用的实时性,须保证任务序列任何时候都能在相对时限内完成,因此对最坏情况下任务序列的响应时间分析十分重要. 在计算任务序列的响应时间时,须将任务与消息相结合,既要考虑子任务在各自处理节点的调度和抢占,又要考虑消息在 AFDX 网络中的延迟及抖动. 本文将从系统的角度分析任务序列端到端的最坏情况响应时间,给出基于 AFDX 的航空电子系统可调度性判定条件.

1 系统建模

基于 AFDX 的航空电子系统由一组包括实时任务系统和 AFDX 端系统的处理节点以及 AFDX 交换网络组成,如图 1 所示. 处理节点通过端系统连入 AFDX 网络,并可以通过多级交换机实现信息的互联.

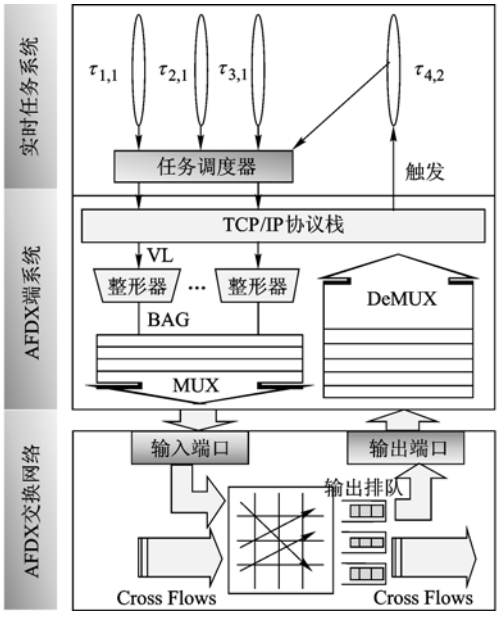

图 1 分布式航空电子系统模型

在航电系统中,以确定任务集为主. 考虑一个包含 N 个实时周期任务序列的集合 $\Gamma = \{\Gamma_1, \Gamma_2, \cdots, \Gamma_N\}$. 每个任务序列 Γ_i 由一个三元组[T_i, J_i, D_i]描述,其中 T_i 表示任务序列的到达周期,J_i 表示任务序列的释放抖动,D_i 表示任务序列的相对时限(相对于到达时刻),并且有 $D_i \leqslant T_i$. Γ_i 中包含的子任务记为$\{\tau_{i,1}, \tau_{i,2}, \cdots, \tau_{i,n}\}$,子任务 $\tau_{i,j}$可以用一个五元组[$T_{i,j}, E^{\mathrm{B}}_{i,j}, E^{\mathrm{W}}_{i,j}, J_{i,j}, P_{i,j}$]描述,其中 $T_{i,j}$表示任务的到达周期,$E^{\mathrm{B}}_{i,j}$表示任务的最好情况执行时间,$E^{\mathrm{W}}_{i,j}$表示任务的最坏情况执行时间,$J_{i,j}$表示任务的释放抖动,$P_{i,j}$表示任务的优先级. 假设子任务在每个任务序列周期内只执行一次,则其具有和任务序列相同的周期,即 $T_{i,j} = T_i$. 第一个子任务 $\tau_{i,1}$的释放抖动继承自 Γ_i,即 $J_{i,1} = J_i$;后续子任务则受任务抢占和网络延迟抖动的影响. 子任务按顺序执行,即若存在子任务 $\tau_{i,j}$和 $\tau_{i,k}$且 $j < k$,则 $\tau_{i,k}$必须在 $\tau_{i,j}$完成之后释放,且称 $\tau_{i,j}$为 $\tau_{i,k}$的前驱,$\tau_{i,k}$为 $\tau_{i,j}$的后继. 所有任务被静态分配在各处理节点,并不得在节点间迁移,任务调度采取可抢占的固定优先级(FP, Fixed Priority)策略.

子任务 $\tau_{i,j}$通过消息 $m_{i,j}$向不同处理节点的相邻子任务 $\tau_{i,j+1}$传递需进一步处理的数据. 假设每个子任务在其周期内只发送一次消息,则消息也具有周期性并且继承自相应任务序列,即 $T^{\mathrm{M}}_{i,j} = T_i$. 用 $L^{\mathrm{M}}_{i,j}$表示消息的固定长度. 如图 2 所示,子任务在开始执行时接收消息,执行结束时发送消息.

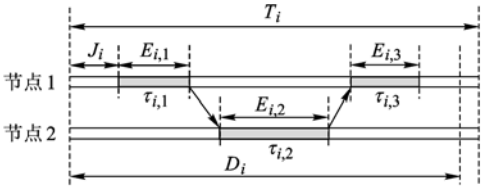

图 2 任务模型

AFDX 使用虚拟链路(VL, Virtual Link)从逻辑上隔离消息间的影响,并保证数据传输的实时性. 假设消息 $m_{i,j}$对应一条虚拟链路 $\nu_{i,j}$,并指定相应的带宽分配间隔(BAG, Bandwidth Allocation Gap) $T^{\mathrm{BAG}}_{i,j}$和最大帧长度 $L^{\max}_{i,j}$. 子任务执行结束时调用 AFDX 端系统的数据发送接口,将消息交给端系统处理. 端口处的带宽用 C 表示. 消息 $m_{i,j}$经过 TCP/IP (Transmission Control Protocol/Internet Protocol)协议栈后被分成 $N^{\mathrm{M}}_{i,j}$个 VL 帧.

每个 VL 相当于一条虚拟的连接,具有固定的路由,并可能通过多跳交换机. 假设 AFDX 交换机使用输出排队,来自不同源的 VL 数据帧以 FIFO 原则在输出端口处排队.

2　单处理器任务响应时间分析

任务的响应时间指任务实例从释放时刻至完成时刻的时间间隔. 通过将系统中所有任务的最坏情况响应时间与其相应的时限比较,可以分析系统的可调度性. 对于固定优先级调度,文献[7]借用关键时刻的概念,给出最坏情况响应时间(WCRT,Worst Case Response Time)的分析方法. 实时任务系统中,任务 $\tau_{i,j}$ 的最坏情况响应时间为

$$R_{i,j}^{\mathrm{W}} = E_{i,j}^{\mathrm{W}} + \sum_{kl \in \mathrm{hp}(ij)} \left\lceil \frac{J_{k,l} + R_{i,j}^{\mathrm{W}}}{T_{k,l}} \right\rceil E_{i,j}^{\mathrm{W}} \tag{1}$$

其中 hp(ij)表示任务 $\tau_{i,j}$ 所在处理器上优先级高于 $\tau_{i,j}$ 的任务的集合.

$R_{i,j}^{\mathrm{W}}$ 出现在公式(1)的两侧,可以使用迭代的方法计算:

$$R_{i,j}^{\mathrm{W}}(n+1) = E_{i,j}^{\mathrm{W}} + \sum_{kl \in \mathrm{hp}(ij)} \left\lceil \frac{J_{k,l} + R_{i,j}^{\mathrm{W}}(n)}{T_{k,l}} \right\rceil E_{i,j}^{\mathrm{W}} \tag{2}$$

令初始值 $R_{i,j}^{\mathrm{W}}(0) = E_{i,j}^{\mathrm{W}}$. 当 $R_{i,j}^{\mathrm{W}}(n+1) = R_{i,j}^{\mathrm{W}}(n)$ 时,迭代终止. 可以证明,当处理器利用率小于 100% 时,方程必然汇聚.

与最坏情况响应时间分析相反,任务的最好情况响应时间(BCRT,Best Case Response Time)被定义为从任务释放至完成的最小时间间隔. 文献[8]指出最好情况发生在:任务到达后立即执行,并在结束时,所有高优先级任务同时到达. 由此可得航电实时任务系统中,任务 $\tau_{i,j}$ 的最好情况响应时间为

$$R_{i,j}^{\mathrm{B}} = E_{i,j}^{\mathrm{B}} + \sum_{kl \in \mathrm{hp}(ij)} \left(\left\lceil \frac{R_{i,j}^{\mathrm{B}} - J_{k,l}}{T_{k,l}} \right\rceil - 1 \right)^{+} E_{k,l}^{\mathrm{B}} \tag{3}$$

其中 $(x)^{+} = \max(x,0)$.

可以令初始值 $R_{i,j}^{\mathrm{B}}(0) = R_{i,j}^{\mathrm{W}}$,并采用与最坏情况响应时间相同的求解方法,迭代计算最好情况的响应时间.

3　消息端到端延迟时间分析

根据 AFDX 网络模型,消息的端到端延迟可以表示为

$$d = d^{\mathrm{tech}} + d^{\mathrm{reg}} + d^{\mathrm{eq}} + \sum_{k=1}^{h} [d^{\mathrm{tran}}(k) + d^{\mathrm{sq}}(k)] \tag{4}$$

式中,d^{tech} 表示端系统中的技术延迟,包括消息在接收和发送端协议栈中的分包组包时间,通常可以用一个固定的延迟($<50\ \mu\mathrm{s}$)表示; d^{reg} 为消息经过流量整形器的处理时间; d^{eq} 为数据帧在端系统 VL 调度器处的排队时间; h 为数据帧从源端到目的端经过的交换机跳数; $d^{\mathrm{tran}}(k)$ 为第 k 跳交换机转发帧的技术延迟($<50\ \mu\mathrm{s}$); $d^{\mathrm{sq}}(k)$ 为数据帧在第 k 跳交换机输出端口的排队时间. 由于机载环境空间有限,数据的传播延迟通常很小,本文不考虑.

文献[9]提出的网络演算(network calculus)理论成功应用于工业以太网和 AFDX 的时间分析. 在给定输入流量约束和多路复用排队规则的条件下,利用网络演算可以求解排队的延迟界限.

3.1　AFDX 端系统时间分析

流量整形器相当于一个每隔 BAG 时间输出一帧的整形漏桶. 因此消息通过流量整形器需要的时间为

$$d^{\mathrm{reg}} = (N^{\mathrm{M}} - 1) T^{\mathrm{BAG}} \tag{5}$$

考虑参与端系统 VL 调度器处排队的 n 个虚拟链路 $\nu_1, \nu_2, \cdots, \nu_n$,对应的数据到达曲线[10]为 $\alpha_1, \alpha_2, \cdots, \alpha_n$. 可以给出 VL 经流量整形器输出的到达函数:

$$\alpha_i(t) = \rho_i t + \sigma_i = \frac{L_i^{\max}}{T_i^{\mathrm{BAG}}} t + L_i^{\max} \tag{6}$$

将虚拟链路分为两个部分:一个为要分析的 ν_i,数据到达曲线为 α_i;另一个为其他链路的聚合 ν_{sum},根据到达曲线的可加性,可得聚合链路的数据到达曲线:

$$A_i = \sum_{j=1}^{n} \alpha_j - \alpha_i \tag{7}$$

端系统 VL 调度器以 FIFO 方式为 ν_i 和 ν_{sum} 服务,根据文献[10]可得一簇 ν_i 的服务曲线:

$$\beta_i(t) = [\beta(t) - A_i(t-\theta)]^{+}_{t>\theta} \tag{8}$$

其中 $\beta(t)$ 是 VL 调度器为所有 VL 提供的总服务曲线,且有 $\beta(t) = Ct$.

令 $\theta = \left(\sum_{j=1}^{n} \sigma_j - \sigma_i \right) \Big/ C$, 可得 ν_i 的服务曲线为

$$\beta_i(t) = C_i(t - \Delta t_i) \tag{9}$$

其中 $C_i = \left(C - \sum_{j=1}^{n} \rho_j + \rho_i \right)^{+}$ 为 ν_i 的等效服务速率; $\Delta t_i = \left(\left(\sum_{j=1}^{n} \sigma_j - \sigma_i \right) \Big/ C \right)^{+}$ 为 ν_i 的等效服务时延.

因此,ν_i 数据帧在端系统 VL 调度器处的排队延迟满足:

$$d_i^{\mathrm{eq}} \leqslant \sup_{s \geqslant 0} \{ \inf \{ \tau \geqslant 0 : \alpha_i(s) \leqslant \beta_i(s+\tau) \} \} = \sigma_i / C_i + \Delta t_i \tag{10}$$

3.2 端到端的时间分析

考虑某一 VL 经过第一跳交换机,输入到达曲线即为端系统的输出曲线[9]. 而端系统的输出曲线可以根据式(6)、式(9)得出. VL 在交换机输出端口的排队与端系统 VL 调度器处的排队类似,可以利用式(10)求出数据帧在第一跳交换机输出端口的排队延迟上界 $d^{sq}(1)$. 同理可得数据帧经过第 k 跳交换机的延迟上界 $d^{sq}(k)$.

但是通过上面方法得到的延迟上界往往不够紧[5]. 网络演算的一个重要应用是对“Pay burst only once”的处理[10]. 假设 VL_i 通过网络中连续的服务系统 $S_1,S_2,\cdots,S_n$,服务曲线分别为 $\beta_i^1,\beta_i^2,\cdots,\beta_i^n$,则总服务曲线等效于

$$\overline{\beta}_i=\beta_i^1\otimes\beta_i^2\cdots\otimes\beta_i^n \tag{11}$$

由于 VL 在端系统中的排队与在交换机输出端口的排队相同,在计算端到端的排队延迟时可以一起考虑. 对于消息 $m_{i,j}$ 对应的虚拟链路 $\nu_{i,j}$,令端系统 VL 调度器处的输入曲线为 $\alpha_{i,j}$,服务曲线为 $\beta_{i,j}^0$,h 跳交换机输出端口的服务曲线分别为 $\beta_{i,j}^1,\beta_{i,j}^2,\cdots,\beta_{i,j}^h$,可以计算总服务曲线:

$$\overline{\beta}_{i,j}=\beta_{i,j}^0\otimes\beta_{i,j}^1\cdots\otimes\beta_{i,j}^h=\overline{C}_{i,j}(t-\overline{\Delta t}_{i,j}) \tag{12}$$

其中 $\overline{C}_{i,j}=\min(C_{i,j}^0,C_{i,j}^1,\cdots,C_{i,j}^h)$ 为等效总服务速率; $\overline{\Delta t}_{i,j}=\sum_{k=0}^{h}\Delta t_{i,j}^k$ 为等效总服务时延;$\otimes$ 为最小加卷积[9].

因此,消息在系统中的总排队延迟满足:

$$d_{i,j}^{q}=d_{i,j}^{eq}+\sum_{k=1}^{h}d_{i,j}^{sq}\leqslant \sup_{s\geqslant 0}\{\inf\{\tau\geqslant 0:\alpha_{i,j}(s)\leqslant\overline{\beta}_{i,j}(s+\tau)\}\}=\sigma_{i,j}/\overline{C}_{i,j}+\overline{\Delta t}_{i,j} \tag{13}$$

最终得出消息 $m_{i,j}$ 的端到端延迟上界为

$$d_{i,j}^{W}=d^{tech}+(N_{i,j}^{M}-1)T_{i,j}^{BAG}+d^{tran}h+\sigma_{i,j}/\overline{C}_{i,j}+\overline{\Delta t}_{i,j} \tag{14}$$

同时容易得到消息 $m_{i,j}$ 的端到端延迟下界为

$$d_{i,j}^{B}=d^{tech}+(N_{i,j}^{M}-1)T_{i,j}^{BAG}+d^{tran}h \tag{15}$$

4 系统的可调度性分析

前面对单处理器上任务的响应时间和消息在 AFDX 网络中的延迟特性进行了分析. 可以看到式(1)中任务 $\tau_{i,j}$ 的最坏情况响应时间 $R_{i,j}^{W}$ 依赖于相同处理器上高优先级任务的释放抖动. 除任务序列中的第一个子任务的释放抖动已知,$J_{i,1}=J_i$,其他子任务的释放抖动均依赖于前驱任务的响应时间和消息的延迟特性. 因此,不同处理器上的子任务相互关联,释放抖动和响应时间相互依赖,必须用一种整体的方法考虑.

文献[11]给出一种 holistic 分析理论,将前驱任务的最坏情况响应时间和消息传输延迟作为后继任务的释放抖动,并利用响应时间和释放抖动的单调性,采用迭代的方法求解. 但是这种方法对于抖动的估计过大,造成对最坏情况响应时间的分析过于悲观.

基于前面对任务最好情况响应时间的分析可以得到更紧凑的释放抖动:

$$J_{i,j}=J_{i,j-1}+R_{i,j-1}^{W}-R_{i,j-1}^{B}+d_{i,j-1}^{W}-d_{i,j-1}^{B} \tag{16}$$

在迭代求解时,首先令所有 $J_{i,j}=J_i$,并根据式(1)、式(3)迭代求解 $R_{i,j}^{W}$ 和 $R_{i,j}^{B}$ 的估计值;然后,由式(16)求出新的任务释放抖动,再次代入式(1)、式(3)重新计算 $R_{i,j}^{W}$ 和 $R_{i,j}^{B}$;如此反复,直到 $R_{i,j}^{W}$ 趋于稳定,迭代结束.

最终,当系统中所有任务序列 Γ_i 均满足下式时,系统是可调度的.

$$J_i+\sum_{\forall j\in\Gamma_i}(R_{i,j}^{W}+d_{i,j}^{W})<D_i \tag{17}$$

5 实例分析与仿真实验

典型的基于 AFDX 的航空电子系统包括超过 100 个端系统和 2 个互为冗余的 AFDX 网络,每个网络中有 8 台交换机和近 1 000 条 VL[12]. 这里为验证分析方法的有效性,假设一个简化的航空电子平台如图 3 所示. 5 个处理节点通过 2 台 AFDX 交换机互连. AFDX 网络端口带宽取 100 Mbit/s.

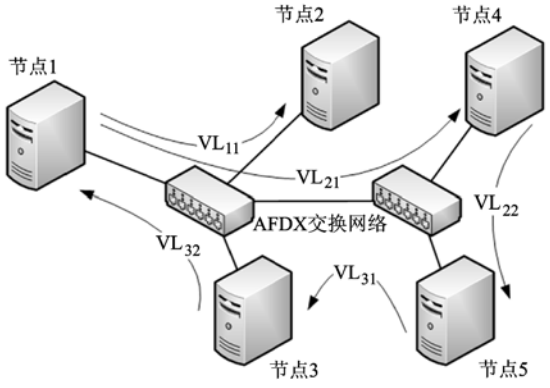

图 3 仿真实验场景

系统中存在 4 个任务序列,表 1 给出了任务参数和任务的分配情况,表 2 给出了子任务间通信的消息参数. 处理节点上的任务采用速率单调(RM,Rate-Monotonic)的静态优先级分配策略.

根据本文提出的基于 AFDX 网络的航空电子系统模型,使用 C++ 语言建立采用离散事件驱动机制的仿真系统,并运行仿真 50 次.

表 1　任务参数

任务序列				子任务			
ID	T/ms	J/ms	D/ms	ID	E^{B}/ms	E^{W}/ms	节点
Γ_1	50	1	50	τ_{11}	11.5	14	1
				τ_{12}	6.5	7	2
Γ_2	250	1	200	τ_{21}	19.5	25	1
				τ_{22}	15.5	18.5	4
				τ_{23}	14	18.5	5
Γ_3	200	1	175	τ_{31}	9	15.5	5
				τ_{32}	12	15	3
				τ_{33}	11.5	14.5	1
Γ_4	75	1	75	τ_{41}	32	35.5	3

表 2　消息参数

消息			VL	
ID	L^{M}/kB	T^{M}/ms	BAG/ms	L^{max}/byte
m_{11}	4	50	4	1518
m_{21}	32	200	2	1518
m_{22}	16	200	2	1518
m_{31}	32	175	1	1518
m_{32}	16	175	4	1518

图 4 给出了不同任务序列在仿真中的平均响应时间、最大响应时间,并和理论分析的 WCRT 以及时限比较.

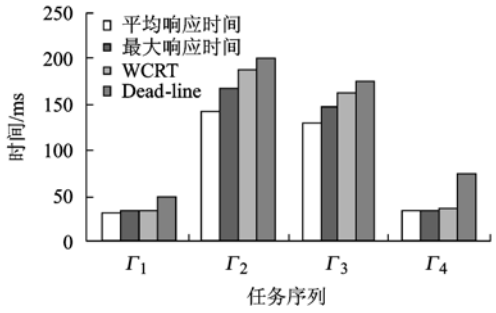

图 4　实验结果

由图 3 可以得出:本例中,所有任务序列均保证在响应时限内完成,系统是可调度的. 所有任务序列的最大响应时间均小于 WCRT. 这是由于 WCRT 考虑的是系统在极端恶劣情况下的任务响应时间,仿真中几乎不可能出现. 平均响应时间反映了任务在统计情况下的时间特性.

定义响应时间率为最大响应时间与 WCRT 之比. 响应时间率越大,说明理论分析的响应时间上界越紧凑. 系统中任务序列的响应时间率均大于 89.6%,本文提出的可调度性分析方法可以得出紧凑的响应时间上界. Γ_1 和 Γ_4 的响应时间率(>96.8%)高于 Γ_2 和 Γ_3(<91.6%). 这是由于后者具有更多的子任务和更低的优先级,因此引入的累积抖动为系统带来更多的不确定性.

6　结 束 语

实时性是航空电子系统性能评价的重要指标. 对于航电系统中的分布式实时应用,必须从设计上保证任务序列在相对时限内完成. 仿真分析是系统设计和验证的重要手段,但由于其统计特性,不能作为实时系统可调度性的判定标准. 本文提出的系统可调度性分析,给出了基于 AFDX 网络的航空电子系统中任务序列的端到端最坏情况响应时间,以及系统可调度的判定条件. 分析算法具有较强的通用性,可以用来评价新一代大型飞机航电系统的实时性能,并为系统的设计和优化提供了理论基础.

参考文献(References)

[1] 熊华钢,周贵荣,李峭. 机载总线网络及其发展[J]. 航空学报,2006,27(6):1135 - 1144
Xiong Huagang, Zhou Guirong, Li Qiao. A survey on avionics bus and network interconnection and their progress [J]. Acta Aeronoutica et Astronautica Sinica, 2006, 27(6): 1135 - 1144 (in Chinese)

[2] Arinc 664 Aircraft data network, part 7: avionics full duplex switched ethernet (AFDX) network [S]

[3] Yao M, Qiu Z, Kwak K. Leaky bucket algorithm in AFDX [J]. Electronics Letters, 2009, 45(11): 543 - 545

[4] 陈昕,周拥军,蒋文保,等. AFDX 协议性能分析及调度算法研究[J]. 电子学报,2009,37(5):1000 - 1005
Chen Xin, Zhou Yongjun, Jiang Wenbao, et al. Performance analysis of AFDX protocol and scheduling algorithm [J]. Acta Electronica Sinica, 2009, 37(5): 1000 - 1005 (in Chinese)

[5] 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

[6] Scharbarg J L, Fraboul C. Simulation for end-to-end delays distribution on a switched ethernet [C] //IEEE Symposium on Emerging Technologies and Factory Automation. Patras, Greece: IEEE, 2007: 1092 - 1099

[7] Audsley N, Burns A, Tindell K, et al. Applying new scheduling theory to static priority pre-emptive scheduling [J]. Software Engineering Journal, 1994, 8(5): 284 - 292

[8] Bril R J, Steffens E F-M, Verhaegh W F-J. Best-case response times and jitter analysis of real-Time tasks [J]. Journal of Scheduling, 2004, 7(2): 133 - 147

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

[10] Boudec J-Y L, Thiran P. Network calculus [M]. Berlin: Springer Verlag, 2004

[11] Tindell K, Clark J. Holistic schedulability analysis for distributed hard real-time systems [J]. Microprocessing and Microprogramming, 1994, 40(2): 117 - 134

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

(编　辑:娄　嘉)