航空电子双层任务分区调度设计

何 锋 宋丽茹 熊华钢

(北京航空航天大学 电子信息工程学院, 北京 100191)

摘 要: 针对严格实时的航空电子分区调度问题,建立了操作系统采用轮转调度策略,分区里采用动态优先级调度策略的双层任务调度模型.针对可调度性分析问题,利用轮转调度周期和分区任务执行系数作为关键参数,在任务时间需求函数的基础上,计算系统消耗时间,得出了系统可调度性的判定定理;同时考察存在释放抖动的时候可调度情况,提出了可调度性的计算边界;通过考察任务周期和轮转调度长度的关系,得出了分区可调度情况下任务负载的理论上限.针对分区设计问题,通过考察关键时刻点,给出了分区调度关键参数的解析模型,在此基础上提出了分区可设计的判定定理,最后给出实例进行具体说明.

关 键 词: 航空电子; 分区调度; 双层任务调度模型; 可调度分析; 分区设计

中图分类号: V 247; TP 316

文献标识码: A **文 章 编 号**: 1001-5965(2008)11-1364-05

Two-level task partition scheduling design in integrated modular avionics

He Feng Song Liru Xiong Huagang

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

Abstract: To solve the real-time partition schedule problem in the integrated modular avionics, a two-level hierarchical schedule model was proposed in which the operation system adopts round-robin scheduling strategy and each individual partition adopts dynamic priority scheduling strategy. For the schedulablity analysis problem, the system consume time was calculated based on the task demand bound function by using round-robin time and partition task performance rate as the key parameters. From the calculated system consume time, the partition schedulable judging condition was obtained. The schedulablity calculation bound was also developed by observing the task each implementation with the releasing jitter. Through studying the relationship between the round length and the task periods, the maximum task load upper limit utilization were developed under the condition that the partition was schedulable. For the partition design problem, the partition scheduling key parameters analytical model was established. Then the partition designable judging condition was got. Finally, a practice example was given.

Key words: avionics; partition scheduling; two-level task schedule; schedulablity analysis; partition design

随着微电子、数字技术、计算机技术的飞速发展,航空电子系统日益向综合化、模块化方向发展.现代航空电子系统已由电子机械密集型向软件密集型过渡.航空电子软件规模越来越大,同时航空电子系统对软件的需求量也越来越大,由此模块化综合航空电子系统(IMA, Intergrated Modular Avionics)[1-2]概念应运而生.对于模块化航空电子系统,就是将一些航空应用软件(例如雷达、导航)整合到一个标准的硬件平台上,为了避免这些应用软件的相互作用,通过一定的分组策略(比如:不同安全级别)将它们封装在单独的分区之中.在ARINC 653标准中定义的IMA系

收稿日期: 2008-04-11

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(10477005)

作者简介: 何 锋(1980—),男,湖北利川人,博士生,robinleo@ee.buaa.edu.cn.

统结构[3],通过两层任务调度的策略,实现各个分区应用软件的执行.为了保证这些分区应用软件的正确执行,需要研究分区任务调度的可行性.针对双层任务分区调度,文献[4]提出了基于单调速率任务分配的调度模型,并得到了分区设计的关键参数表达式.文献[5]讨论了基于最早时限优先调度(EDF, Earliest Deadline First)的调度模型,但是其分区可调度性利用率太低,当模型中任务的周期与轮转调度周期接近时,系统中分区的可调度性接近于零,并且在文中没有涉及到分区设计的问题.

本文将讨论航空电子双层任务分区调度的可行性,以文献[6]提到的任务时间需求函数为基础,利用轮转调度周期和分区任务执行系数,建立可行的分区调度模型.

1　分区调度模型

为了实现系统高度的容错能力,在 ARINC 653 标准中,特别强调分区管理(partition)的概念.在航空电子系统中,一个核心模块可以支持一个或多个航空电子应用软件,对运行在核心模块上的多个应用软件按功能可划分为多个分区,一个分区由一个或多个并发执行的进程组成.在操作系统层,系统采用轮转调度的方式激活每一个分区,在每一个分区中,系统根据分区内定义的调度策略进行调度,因此每一个分区内部的任务只能在当前分区处于激活状态才有可能被执行,从而使得核心模块中各分区相互独立[7].除了轮转调度策略,操作系统层还可以采用其他策略方式,文献[8]在文中讨论了基于带宽服务器思想的分层 EDF 调度方法,但是对于具有大量周期任务的航空电子系统来说,这种做法是不合适的.

考虑一个单处理器系统,包含 K 个分区,对于第 k 个分区用 $P_k(1\leqslant k\leqslant K)$ 表示,在每一个分区中包含若干任务,第 k 个分区中的所有 n_k 个任务用任务集 $\Gamma_k=\{\tau_{ki}\mid 1\leqslant i\leqslant n_k\}$ 表示,其中 τ_{ki} 的下标表示第 k 个分区中的第 i 个任务.所有任务都为周期任务,任务之间相互独立,任务 τ_{ki} 由〈释放抖动 J_{ki},周期 T_{ki},计算时间 C_{ki},截止期限 D_{ki}〉四元组合表示.任务 τ_{ki} 的截止期限 D_{ki} 可以小于等于其周期 T_{ki}.对于这 K 个分区,系统采用轮转调度的策略进行访问,每一轮的时长为 T_{RL},定义每个分区中任务执行系数为 $\alpha_k(0<\alpha_k<1)$,即在每一轮的时间单位中,分区 P_k 实际执行时间为 $T_{\mathrm{RL}}\times\alpha_k$,因此整个处理器上任务调度模型如图 1.

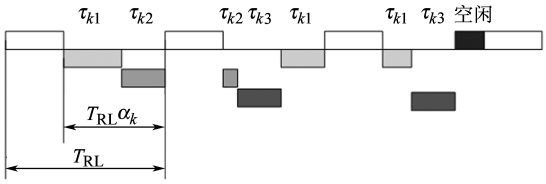

图 1　分区任务调度模型

本文将讨论分区内部调度策略为 EDF 策略的调度模型.对于 EDF 调度,不能通过简单表达式预先知道调度任意时刻的任务执行顺序,但为了方便起见,将任务集 Γ_k 中的任务按照截止期限从小到大的顺序排列,即若 $i<j$,则 τ_{ki} 的截止期限小于 τ_{kj},并假设任务的释放抖动不至于大到可以影响任务的优先级切换,即若 $i<j$,则 $D_{ki}-J_{ki}<D_{kj}-J_{kj}$,这种假设对绝大多数任务都成立.

2　可调度性判断

考虑某一个分区 P_k,其他分区对本分区的阻塞可以看作是一周期任务 $\tau_{k0}(0,T_{\mathrm{RL}},T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k),T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k))$ 对 P_k 分区中任务的抢占造成的,τ_{k0} 释放抖动为 0,周期为 T_{RL},执行时间和截止时限均为每一轮周期调度中分给其他分区的时间 $T_{\mathrm{RL}}\times(1-\alpha_k)$.按照本模型,假设在时刻 T_0 任务 τ_{k0} 被释放,如果在时间段 $[T_0,T_0+T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)]$ 中任务 τ_{k0} 被抢占,由于 τ_{k0} 的执行时间和截止时限为同一个值,因此在时刻 $T_0+T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)$,任务 τ_{k0} 执行必然未完成,因此分区任务调度不成功.当用某种模型可以检测所有必须时刻,任务集 Γ_k 中所有任务和 τ_{k0} 都能调度成功,则 τ_{k0} 刚好模拟了其它分区对 P_k 的周期抢占影响.

针对 EDF 调度,文献[6]在文中提到任务时间需求函数来判断任务的可调度性,考虑到任务的释放抖动,按照文献[9]关于关键时刻的思想,在时间段 $[T_0,I+T_0]$ 内,当所有任务均在 T_0 时刻释放,且各自的释放偏移为各自任务的释放抖动,则该时间段内处理时间需求最大,因此考虑到释放抖动的任务时间需求函数如下:

$$F_{ki}(I)=\max\left(0,\left(\left\lfloor\frac{I-D_{ki}+J_{ki}}{T_{ki}}\right\rfloor+1\right)C_{ki}\right)$$

对任务集 $\Gamma_k'=\Gamma_k\cup\{\tau_{k0}\}$,需考察一段时间段内任务的调度情况,文献[6]给出只需要考察区间:$I_{\max}^{S}=\max\left(D_{\max},\frac{1}{1-U}\sum_{i=1}^{n}U_i(T_i-D_i)\right)$ 即可,在这个公式中没有讨论释放抖动带来的影响.在考察的区间内对于任意 I,均应有下式成立.

$$\sum_{i=0}^{n_k}F_{ki}(I)\leqslant I \tag{1}$$

定理1 对于基于EDF调度的分区 P_k，考虑任务集 Γ_k，任务截止期限等于其周期，释放抖动为0，当分区任务总利用率 U_k 满足式(2)时，则分区可调度.

$$U_k \leqslant \alpha_k - \frac{T_{\mathrm{RL}}\alpha_k(1-\alpha_k)}{\min D_{ki}} \tag{2}$$

证明 将 τ_{k0} 加入分区内，考虑任务集 Γ_k'，当 I 小于任务集 Γ_k' 中任务最大截止期限和其释放抖动的差值时，即 $I \leqslant D_{kn_k} - J_{kn_k}$，定义 N 为截止期限不大于 $I+J_{kN}$ 的任务所在的队列的索引(从0开始)，当 $I > D_{kn_k} - J_{kn_k}$ 时，则 $N=n_k$. 因此有

$$\sum_{i=0}^{n_k} F_{ki}(I) =$$

$$\sum_{i=0}^{n_k} \max\left(0, \left(\left\lfloor \frac{I-D_{ki}+J_{ki}}{T_{ki}} \right\rfloor + 1\right)C_{ki}\right) =$$

$$\sum_{i=0}^{N} \left\lfloor \frac{I-D_{ki}+J_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}} \right\rfloor C_{ki} \leqslant$$

$$\sum_{i=0}^{N} \left(\frac{I-D_{ki}+J_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}}\right)C_{ki} =$$

$$I\sum_{i=0}^{N}\frac{C_{ki}}{T_{ki}} + \sum_{i=0}^{N}\left(\frac{T_{ki}+J_{ki}-D_{ki}}{T_{ki}}\right)C_{ki} =$$

$$I\left(\sum_{i=0}^{N}\frac{C_{ki}}{T_{ki}} + \frac{1}{I}\sum_{i=0}^{N}\left(\frac{T_{ki}+J_{ki}-D_{ki}}{T_{ki}}\right)C_{ki}\right) \leqslant$$

$$I\left(U_k + \frac{T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)}{T_{\mathrm{RL}}} + \right.$$

$$\left.\frac{1}{\min D_{ki}}\sum_{i=0}^{N}\left(\frac{T_{ki}+J_{ki}-D_{ki}}{T_{ki}}\right)C_{ki}\right) =$$

$$I\left(U_k + 1 - \alpha_k + \frac{T_{\mathrm{RL}}\alpha_k(1-\alpha_k)}{\min D_{ki}}\right) \leqslant I \quad \textbf{证毕}$$

由式(1)可知在给定条件下分区 P_k 可调度.

定理1给出的可调度性边界比文献[5]给出的边界更加精确，但是当任务的最小周期与轮转调度周期接近时，其可调度性仍然较低，同时定理1不能用于任务存在释放抖动的情况.

从定理1的证明过程可以看出：当 I 取某合适值 $I_{\max}$ 时，有 $U_k + 1 - \alpha_k + \frac{1}{I_{\max}}\sum_{i=0}^{N}\left(\frac{T_{ki}+J_{ki}-D_{ki}}{T_{ki}}\right)C_{ki} \leqslant 1$ 成立，则当 $I \geqslant I_{\max}$，都有式(1)成立，因此 $I_{\max}$ 可以作为任务时间需求计算的边界. 因此有

$$I_{\max} = \max\left(D_{\max}, \frac{1}{\alpha_k - U_k}\sum_{i=0}^{n_k} U_{ki}(T_{ki} - D_{ki} + J_{ki})\right)$$

可把 $I_{\max}^{\mathrm{S}}$ 看作是 $I_{\max}$ 计算中任务释放抖动为0的特例. 通过计算 $D_{k0} - J_{k0} \leqslant I \leqslant I_{\max}$ 时间段内任务时间需求，若都能满足式(1)，则分区任务可调度.

考察分区 P_k 内所有任务不存在释放抖动，并且截止期限等于周期的情况下，还可以得出分区最大可用任务利用率.

定理2 基于EDF调度的分区 P_k，考虑任务集 Γ_k，任务截止期限等于其周期，释放抖动为0，当 $\exists j, T_{ki} \mid T_{\mathrm{RL}}, 1 \leqslant j \leqslant n_k$ 时，则分区最大理论可用利用率可为 $U_k = \alpha_k$，否则为 $U_k = \alpha_k - \frac{T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)\alpha_k}{I_{\mathrm{bound}}}$. 式中 I_{bound} 满足 $\exists I, I \left| \left(\frac{I}{T_{\mathrm{RL}}} + \alpha_k\right)\right.$，$\underset{1\leqslant i\leqslant n_k}{L}(T_{ki}) \leqslant I \leqslant T_{\mathrm{RL}} \times \underset{1\leqslant i\leqslant n_k}{L}(T_{ki})$，$A \mid B$ 表示 A 被 B 整除，$\underset{1\leqslant i\leqslant n_k}{L}(T_{ki})$ 为所有周期最小公倍数.

证明 考虑 $I > D_{kn_k} - J_{kn_k}$，分两种情况.

① 当 $I = \underset{1\leqslant i\leqslant n_k}{L}(T_{ki})$，并且 $\exists j, T_{kj} \mid T_{\mathrm{RL}}, 1 \leqslant j \leqslant n_k$ 时，有

$$\sum_{i=0}^{n_k} F_{ki}(I) = \sum_{i=0}^{n_k} \max\left(0, \left(\left\lfloor \frac{I-D_{kj}+J_{ki}}{T_{ki}} \right\rfloor + 1\right)C_{ki}\right) = \sum_{i=0}^{n_k} \left\lfloor \frac{I-D_{ki}+J_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}} \right\rfloor C_{ki} =$$

$$\sum_{i=0}^{n_k} \left(\frac{I-D_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}}\right)C_{ki} -$$

$$\sum_{i=0}^{n_k} \left(\frac{I-D_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}} - \left\lfloor \frac{I-D_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}} \right\rfloor\right)C_{ki} =$$

$$I\left(U_k + 1 - \alpha_k + \frac{1}{I}\sum_{i=0}^{n_k}\frac{T_{ki}-D_{ki}}{T_{ki}}C_{ki}\right) -$$

$$\sum_{i=0}^{n_k} \left(\frac{I-D_{ki}}{T_{ki}} - \left\lfloor \frac{I-D_{ki}}{T_{ki}} \right\rfloor\right)C_{ki} =$$

$$I\left(U_k + 1 - \alpha_k + \frac{T_{\mathrm{RL}}}{I}\alpha_k(1-\alpha_k)\right) -$$

$$\sum_{i=1}^{n_k} \left(\frac{I}{T_{ki}} - \left\lfloor \frac{I}{T_{ki}} \right\rfloor\right)C_{ki} -$$

$$\left(\frac{I+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{T_{\mathrm{RL}}} - \left\lfloor \frac{I+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{T_{\mathrm{RL}}} \right\rfloor\right)T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k) =$$

$$I\left(U_k + 1 - \alpha_k + \frac{T_{\mathrm{RL}}}{I}\alpha_k(1-\alpha_k) - \right.$$

$$\left.\frac{T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)}{I}\left(\frac{I}{T_{\mathrm{RL}}} + \alpha_k - \left\lfloor \frac{I}{T_{\mathrm{RL}}} + \alpha_k \right\rfloor\right)\right) =$$

$$I\left(U_k + 1 - \alpha_k + \frac{T_{\mathrm{RL}}}{I}\alpha_k(1-\alpha_k) - \right.$$

$$\left.\frac{T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)\alpha_k}{I}\right) = I(U_k + 1 - \alpha_k)$$

因此 U_k 最大可为 α_k.

② 当不存在任务周期能被 T_{RL} 整除时，则 $I = \underset{1\leqslant i\leqslant n_k}{L}(T_{ki})$ 也不能被 T_{RL} 整除，由 I_{bound} 的定义，有

$$\sum_{i=0}^{n_k} F_{ki}(I_{\mathrm{bound}}) = I\left(U_k + 1 - \alpha_k + \frac{T_{\mathrm{RL}}}{I}\alpha_k(1-\alpha_k) - \right.$$

$$\frac{T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)}{I}\left(\frac{I}{T_{\mathrm{RL}}}+\alpha_k-\left\lfloor\frac{I}{T_{\mathrm{RL}}}+\alpha_k\right\rfloor\right)-\sum_{i=1}^{n_k}\left(\frac{I}{T_{ki}}-\left\lfloor\frac{I}{T_{ki}}\right\rfloor\right)C_{ki}\Bigg)=I\left(U_k+1-\alpha_k+\frac{T_{\mathrm{RL}}}{I_{\mathrm{bound}}}\alpha_k(1-\alpha_k)\right)$$

因此 U_k 的最大可利用率为

$$\alpha_k-\frac{T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)\alpha_k}{I_{\mathrm{bound}}}$$

证毕

3　分区设计

对于给定的分区任务集 Γ_k,需要设计合适的分区参数来满足在 EDF 调度策略下分区任务的正确调度.

定义 $F'_{ki}(I)=\max\left(0,\left(\frac{I-D_{ki}+J_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}}\right)\cdot C_{ki}\right)$,同时定义 $T_k^{\mathrm{spare}}(I)=I-\sum_{i=1}^{n_k}F_{ki}(I)$,$D_{k1}-J_{k1}\leqslant I<D_{kn_k}-J_{kn_k}$.

当 $I=D_{kn_k}-J_{kn_k}$ 时,$T_k^{\mathrm{spare}}(I)=I-\sum_{i=1}^{n_k}F'_{ki}(I)$

定理 3　对于基于 EDF 调度的分区 P_k,当 T_{RL} 和 α_k 满足如下方程组,则分区可调度.

$$\left.\begin{aligned}&(I+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k)(1-\alpha_k)\leqslant T_k^{\mathrm{spare}}(I)\\&\forall I=pT_{ki}-J_{ki}\quad p=1,2,\cdots,\left\lfloor\frac{D_{kn_k}}{T_{ki}}\right\rfloor\\&\forall i\quad 1\leqslant i\leqslant n_k\end{aligned}\right\}\tag{3}$$

证明　将 τ_{k0} 加入分区内,考虑任务集 Γ'_k,分两种情况.

① 当 $I\leqslant D_{kn_k}-J_{kn_k}$ 时,有

$$\sum_{i=0}^{n_k}F_{ki}(I)=\sum_{i=0}^{n_k}\max\left(0,\left(\left\lfloor\frac{I-D_{ki}+J_{ki}}{T_{ki}}\right\rfloor+1\right)C_{ki}\right)=\sum_{i=0}^{n_k}\left\lfloor\frac{I-D_{ki}+J_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}}\right\rfloor C_{ki}=\sum_{i=1}^{n_k}\left\lfloor\frac{I-D_{ki}+J_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}}\right\rfloor C_{ki}+\left\lfloor\frac{I+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{T_{\mathrm{RL}}}\right\rfloor T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)\leqslant$$

$$I-T_k^{\mathrm{spare}}(I)+\left(\frac{I+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{T_{\mathrm{RL}}}\right)T_{RL}(1-\alpha_k)=I-T_k^{\mathrm{spare}}(I)+(I+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k)(1-\alpha_k)\leqslant I$$

② 当 $I>D_{kn_k}-J_{kn_k}$ 时,根据 $T_k^{\mathrm{spare}}(I)$ 定义,必然有:$T_k^{\mathrm{spare}}(D_{kn_k}-J_{kn_k})\geqslant(D_{kn_k}-J_{kn_k}+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k)(1-\alpha_k)$,因此有

$$\sum_{i=0}^{n_k}F_{ki}(I)=\sum_{i=0}^{n_k}\max\left(0,\left(\left\lfloor\frac{I-D_{ki}+J_{ki}}{T_{ki}}\right\rfloor+1\right)C_{ki}\right)\leqslant\sum_{i=1}^{n_k}\left(\frac{I-D_{ki}+J_{ki}+T_{ki}}{T_{ki}}\right)C_{ki}+\left(\frac{I+T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{T_{\mathrm{RL}}}\right)T_{\mathrm{RL}}(1-\alpha_k)=$$

$$I\left(U_k+\frac{1}{I}\sum_{i=1}^{n_k}\frac{T_{ki}+J_{ki}-D_{ki}}{T_{ki}}C_{ki}+\left(1+\frac{T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{I}\right)(1-\alpha_k)\right)\leqslant$$

$$I\left(U_k+\frac{1}{D_{kn_n}-J_{kn_k}}\sum_{i=1}^{n_k}\frac{T_{ki}+J_{ki}-D_{ki}}{T_{ki}}C_{ki}+\left(1+\frac{T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{D_{kn_n}-J_{kn_k}}\right)(1-\alpha_k)\right)=$$

$$I\left(U_k+\frac{1}{D_{kn_n}-J_{kn_k}}\cdot\sum_{i=1}^{n_k}\frac{T_{ki}+J_{ki}-D_{ki}+D_{kn_n}-J_{kn_k}}{T_{ki}}C_{ki}-\frac{1}{D_{kn_n}-J_{kn_k}}\sum_{i=1}^{n_k}\frac{D_{kn_n}-J_{kn_k}}{T_{ki}}C_{ki}+\left(1+\frac{T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{D_{kn_n}-J_{kn_k}}\right)(1-\alpha_k)\right)=$$

$$I\left(\frac{D_{kn_k}-J_{kn_k}-T_k^{\mathrm{spare}}(D_{kn_k}-J_{kn_k})}{D_{kn_k}-J_{kn_k}}+\left(1+\frac{T_{\mathrm{RL}}\alpha_k}{D_{kn_k}-J_{kn_k}}\right)(1-\alpha_k)\right)=$$

$$I\left(1-\frac{T_k^{\mathrm{spare}}(D_{kn_k}-J_{kn_k})}{D_{kn_k}-J_{kn_k}}+\frac{D_{kn_k}-J_{kn_k}+\alpha_kT_{\mathrm{RL}}}{D_{kn_k}-J_{kn_k}}(1-\alpha_k)\right)\leqslant I$$

结合①和②的证明,可以看出对于任意 I,皆有式(1)成立,因此在给定的方程组(3)的条件下,分区 P_k 的任务是可调度的.　**证毕**

下面讨论分区可设计的判定定理. 在定理 1 中,假设轮转调度周期可以无限小,则有:$\lim_{T_{\mathrm{RL}}\to 0}U_k=\alpha_k$,因此当所有分区的分区任务负载和小于 1 时,则总能找到合适的轮转调度周期使得所有分区任务都能调度. 显然当轮转调度周期无限小时,双层任务分区调度模型近似于单层 EDF 调度模型,此时其它分区的抢占影响接近于 0,因此分区可设计的上限等于 EDF 可调度利用率上限. 但是定理 1 对任务的条件限制较多. 定理 4 给出了一种广义的判定定理.

定义 $\Phi=\left\{I\mid I=pT_{ki}-J_{ki},p=1,2,\cdots,\left\lfloor\frac{D_{kn_k}}{T_{ki}}\right\rfloor,\forall i,1\leqslant i\leqslant n_k\right\}$

定理 4　对于基于 EDF 的双层任务分区调度模型，当满足如下不等式时，则分区可设计.

$$\sum_{k=1}^{K}\max_{I\in\Phi}\left(1-\frac{T_k^{\text{spare}}(I)}{I}\right)\leqslant 1 \qquad (4)$$

证明过程简述如下：从定理 3 出发，假设轮转调度周期可以无限小，有 $\alpha_k\geqslant 1-\frac{T_k^{\text{spare}}(I)}{I}$，而所有分区执行系数和不能大于 1，从而得证. 定理 4 给出的结论同样适用于单处理器只采用 EDF 调度策略下的可调度性判断.

4　实例分析

讨论一个具体的例子，考虑表 1 分区系统.

表 1　分区任务参数(J,T,C,D)

分区 1	分区 2
(0,20,3,20)	(0,18,2,18)
(1,25,2,25)	(1,20,2,20)
(1,30,2,30)	(2,24,1,24)
(1,32,2,32)	

可以计算分区 1 和分区 2 的任务负载为 0.359和 0.253，首先根据定理 4 判断分区可设计性，可知式(4)中不等式左边值为 0.626 9，小于单位 1，因此整个处理器分区可设计. 在 EDF 的调度策略下，根据定理 5，可以得到分区 1 和分区 2 关键参数的不等式方程组. 在满足方程组的情况下，求解使得轮转调度时长 T_{RL} 尽量大. 首先观察 T_{RL} 与 α_1 和 α_2 的关系，如图 2 所示.

可以看出，随着分区执行系数的增大，轮转调度时长 T_{RL} 也跟随着增大. 令 $z=\alpha_1+\alpha_2$，观察 T_{RL} 与分区执行系数和的关系，见图 3.

可以看出，$\max(T_{\text{RL}})=19.23$，此时 $\alpha_1=0.521$，$\alpha_2=0.479$，当分区的任务执行系数和减小

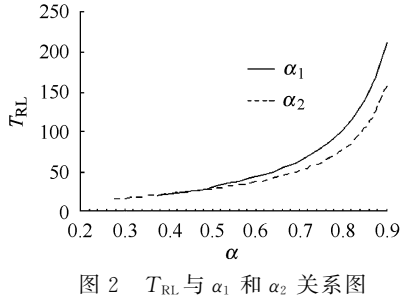

图 2　T_{RL} 与 α_1 和 α_2 关系图

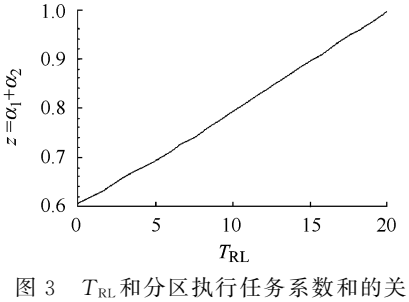

图 3　T_{RL} 和分区执行任务系数和的关系

时，则 T_{RL} 也会跟着减小. 当 T_{RL} 无穷小时，可以得到 $\alpha_1=0.3658$，$\alpha_2=0.2611$，$\alpha_1+\alpha_2=0.6269$. 可见分区执行系数已经十分接近于分区任务负载，两者的差异在 4%以内，这种差异是由于任务具有释放抖动而造成的，同时这个值等于利用定理 4 进行分区可设计判断的结果. 考虑到分区 1 和分区 2 任务的总利用率为 0.61，加上任务存在释放抖动，因此在 EDF 调度的情况下，分区设计后的任务有效利用率比较高.

5　结束语

根据 ARINC 653 中定义的 IMA 系统结构，本文研究了航空电子实时任务分区调度的模型，讨论了下层调度策略为 EDF 这种情况下可调度性的判定标准，给出了分区成功调度关键参数的解析表达式，本文的结论将有助于航空电子分区管理，为全面实施分区策略提供理论依据和实施关键参数，为综合化航空电子系统的软件集成奠定了基础. 后续工作可以考虑采用其他上层调度策略，来更加完善航空电子的分区调度模型.

参考文献（References）

[1] D/DStan/21/78/1，ASSAC standards part I proposed standards for architecture[S]，2004

[2] D/DStan/21/74/1，ASSAC standards part I proposed standards for software[S]，2005

[3] ARINC 653-1-2003，Avionics application software standard interface，ARINC specification 653[S]

[4] Lee Y H，Kim D，Younis M，et al. Resource scheduling in dependable integrated modular avionics[C]// Dependable Systems and Networks NY：IEEE，2000：14－23

[5] Liu Jane W S. 实时系统[M]. 北京：高等教育出版社，2003：150－151
Liu Jane W S. Real-time systems[M]. Beijing：Higher Education Press，2003：150－151(in Chinese)

[6] Baruah S，Mok A，Rosier L L. Preemptively scheduling hard-real-time sporadic tasks on one processor[C]// Proceedings of the 11th Real-Time Systems Symposium. NY：IEEE，1990：182－190

[7] Mason J F，Luecke K R，Luke J A. Device drivers in time and space partitioned operating systems[C]// Proceedings of the 25th Digital Object Avionics. NY：IEEE，2006：1－9

[8] Lorente J L，Palencia J C. An EDF hierarchical scheduling model for bandwidth servers[C]// Proceedings of the 12th Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications. NY：IEEE，2006：261－266

[9] Tindell K. Holistic schedulability analysis for distributed hard real-time systems[J]. Microprocessor and Microsystems，1994，40(2)：117－134

(责任编辑：娄　嘉)