

航空电子系统混合实时任务的双层调度

周天然*, 熊华钢

北京航空航天大学 电子信息工程学院, 北京 100191

摘要: 针对航空电子系统的实时性需求, 提出满足综合模块化航空电子(IMA)构架的双层任务调度算法。通过加权轮转调度激活分区, 并为分区提供固定的时间窗口, 增强了系统的可预测性; 分区内部采用可抢占的固定优先级调度, 减少了高优先级任务的响应时间。算法支持混合任务集的调度: 对周期的强实时任务, 建立具有任意时限的任务模型, 增强了模型的通用性, 并通过计算任务的响应时间上界, 推导出双层调度下的任务可调度条件; 对非周期的弱实时任务, 引入期望可调度的概念, 保证了统计条件下的任务可调度性。通过仿真, 分析了分区参数对任务调度实时性的影响。该算法考虑了混和实时任务调度情况, 具有较强的通用性。

关键词: 航空系统工程; 综合模块化航空电子; 分层调度; 可调度性分析; 实时系统

中图分类号: V247.1 **文献标识码:** A

随着微电子与计算机技术的飞速发展, 航空电子系统不断向综合化和模块化的方向发展^[1]。在传统的联合式航电系统中, 各子系统拥有独立的计算、I/O 和通信等资源而自成体系^[2]。随着对系统功能与软件模块需求的不断增长, 联合式航电结构不再适合大规模的航电系统设计。综合模块化航空电子(Integrated Modular Avionics, IMA)概念的引入逐渐替代了传统的联合式航电系统。IMA 构架在简化航电软件与硬件的开发与验证的同时, 增强了系统的处理能力与可靠性, 并被广泛应用于波音 787、空客 A380、F-22 等新一代民用与军用飞机的系统设计中^[3]。

在 IMA 构架下, 航空应用软件被封装在分区中, 并被整合到一个标准的硬件处理平台。通过时间与空间的分区, IMA 系统能够提供更好的可预测性和可靠性。所谓时间分区, 是为分区中的应用软件提供一个可以独立运行的时间窗口, 以保证时间的确定性; 而空间的分区, 是为分区中的应用软

件预先分配所需的资源(如内存和 I/O 服务), 并且要求运行在一个分区的任务不可以访问其他分区的资源, 这样一个应用程序的错误不会干扰其他应用程序的功能。因此, 航空应用软件的开发转变为面向组件的设计模式, 有利于高效地进行系统综合。

在 ARINC653 标准^[4]定义的 IMA 构架中, 采用时间分区的双层调度策略来执行分区的应用程序。在操作系统层, 采用时间片轮转的方式激活每个分区, 再根据分区内定义的策略调度任务进程。然而, 该标准没有给出实现细节与分区参数的设计指导。许多文献研究了类似构架下的任务调度算法, 以保证任务执行的时间确定性。文献[5]和文献[6]将分区考虑成服务器, 分析了上层采用固定优先级(Fixed Priority, FP)调度的双层任务调度算法, 并给出单个服务器参数的设计方法。但是当系统中存在多个服务器时, 其给出的服务器参数并不是最优的。文献[7]利用响应时间分析方法(Response Time Analysis,

收稿日期: 2010-08-25; 退修日期: 2010-10-21; 录用日期: 2010-11-23; 网络出版时间: 2010-12-28 13:47:27

网络出版地址: www.cnki.net/kcms/detail/11.1929.V.20101228.1347.007.html

DOI: CNKI:11-1929/V.20101228.1347.007

基金项目: 国家自然科学基金(60879024)

* 通讯作者. Tel.: 010-82338712 E-mail: zhoutianran1@ee.buaa.edu.cn

引用格式: 周天然, 熊华钢. 航空电子系统混合实时任务的双层调度[J]. 航空学报, 2011, 32(6): 1067-1074. Zhou Tianran, Xiong Huagang. Two-level hierarchical scheduling for hybrid real-time tasks in avionics systems[J]. Acta Aeronautica et Astronautica Sinica, 2011, 32(6): 1067-1074.

RTA)^[8-9], 给出更为紧凑的任务可调度性分析, 且对并存的多个分区给出参数优化方法。文献[10]分析了上层调度基于最早时限优先(Earliest Dead-line First, EDF)的分区任务调度算法。上述文献仅考虑了周期或偶发(Sporadic)的强实时任务模型, 并且假设任务的时限小于周期, 限制了算法的应用范围。而其他不使用时间分区的分层任务调度算法^[11-13], 并不适合具有大量预定义的周期性实时任务的航空电子系统设计。

本文提出一种更为通用的混合实时任务双层调度算法, 并给出分区的设计方法。对于周期的或偶发的强实时任务, 建立具有任意时限的任务模型, 给出双层调度下分区可调度的条件。对于航电系统中存在的非周期弱实时任务, 由于这类任务的执行时间超过时限并不会带来严重的错误, 因此不需要严格的实时性保证; 然而, 其到达时间的不确定性以及执行时间的不确定性, 为系统设计带来了难题。通过引入期望可调度的概念, 保证了统计条件下的任务可调度性。

1 分层调度模型

考虑一个基于 IMA 构架的单处理器系统, 如图 1 所示, 包含 K 个分区 $P_k (1 \leq k \leq K)$ 。分区通过核心调度器以加权轮转(Weighted Round Robin, WRR)调度的方式逐个被激活, 被激活的分区拥有对 CPU、内存等资源的使用权。分区内部采用可抢占的 FP 调度, 即在分区被激活的时间窗口, 优先级高的任务进程被首先调度, 并且可以抢占任何正在执行的低优先级进程, 从而减少高优先级任务的响应时间。称这种双层调度策略为 WRR-FP。

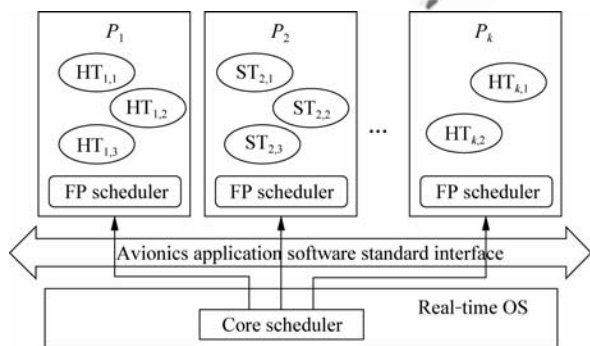


图 1 IMA 系统 WRR-FP 双层调度构架

Fig. 1 WRR-FP two-level scheduling architecture for IMA systems

令分区的调度周期为 T_{RL} , 则每个分区 P_k 的执行窗口为 $\eta_k T_{RL}$, 其中 η_k 为分区系数。

针对航空电子系统中的混合实时任务, 将任务集分为 HT 和 ST 两类, 分别表示周期的或偶发的强实时任务和非周期的弱实时任务。在系统设计时, 每个分区 P_k 可以封装一种类型的任务集 $HT_k = \{HT_{k,i} | 1 \leq i \leq n_k\}$ 或 $ST_k = \{ST_{k,i} | 1 \leq i \leq n_k\}$, n_k 为任务集中任务的数量。

HT_k 中所有任务相互独立, 任务 $HT_{k,i}$ 可以由一个三元组 $[C_{k,i}, T_{k,i}, D_{k,i}]$ 表示, $C_{k,i}$ 为任务的最坏情况执行时间, $T_{k,i}$ 为任务的执行周期(对于偶发任务为最小到达间隔), $D_{k,i}$ 为任务的相对时限。这里考虑具有任意时限的任务模型, 因此不存在 $D_{k,i} \leq T_{k,i}$ 的限制。定义任务 $HT_{k,i}$ 的利用率 $U_{k,i}$ 为 $C_{k,i}/T_{k,i}$ 。

对于非周期任务, 其到达时间和执行时间均不确定。假设任务的到达时间服从参数为 λ 的泊松过程, 任务的执行时间服从均值为 $1/\mu$ 的指数分布, 则 $ST_{k,i}$ 也可由一个三元组 $[\lambda_{k,i}, \mu_{k,i}, D_{k,i}]$ 表示。

分区内采用 FP 调度, 系统设计时为每个任务指定一个优先级。不失一般性, 令任务集中的任务按照优先级从高到低排列, 也就是说如果 $i < j$, 则 $HT_{k,i}$ ($ST_{k,i}$) 的优先级高于 $HT_{k,j}$ ($ST_{k,j}$)。

2 调度算法的实时性分析

2.1 周期强实时任务的实时性分析

对于强实时任务, 调度器必须保证其总能在相对时限内完成。假设某单处理器系统中仅存在一个分区 P_k 且独占 CPU, 则双层调度退化成普通的 FP 调度情况。很多研究分析了周期的强实时任务在单处理器 FP 调度下的时间特性, 如引理 1^[14]。

引理 1 对具有任意时限的周期任务 $HT_{k,i}$, 在 FP 调度下的响应时间为

$$R_{k,i}^{\text{ub}} = \frac{C_{k,i} + B_{k,i} + \sum_{j=1}^{i-1} C_{k,j}(1 - U_{k,j})}{1 - \sum_{j=1}^{i-1} U_{k,j}} \quad (1)$$

式中: $B_{k,i}$ 为资源竞争引起的阻碍时间。

依据引理 1, 推出双层调度情况下的时间性能。

定理 1 在基于 WRR-FP 策略的双层调度下, 任务 $HT_{k,i}$ 的响应时间为

$$R_{k,i}^{ub} = [C_{k,i} + [R_{k,i}^{ub}/T_{RL}] T_{RL}(1 - \eta_k) + \sum_{j=1}^{i-1} C_{k,j}(1 - U_{k,j})]/(1 - \sum_{j=1}^{i-1} U_{k,j}) \quad (2)$$

证明 在基于 WRR-FP 策略的双层调度下, 任务 $HT_{k,i}$ 仅可在分区被激活的时间窗口执行。由于执行其他分区造成的延迟, 可以将其看做式(1)中对 $HT_{k,i}$ 的阻碍时间。在每个分区调度周期 T_{RL} 中, 这个阻碍时间为 $T_{RL}(1 - \eta_k)$ 。因此, 在任务完成前总的阻碍时间为

$$B_{k,i} = [R_{k,i}^{ub}/T_{RL}] T_{RL}(1 - \eta_k) \quad (3)$$

将式(3)代入式(1), 定理 1 得证。

由式(2)无法直接得到 $R_{k,i}^{ub}$ 的解析解。由于 $R_{k,i}^{ub}$ 出现在式(2)的两边, 可以通过迭代的方法求解:

$$R_{k,i}^{ub}(r+1) = [C_{k,i} + [R_{k,i}^{ub}(r)/T_{RL}] T_{RL}(1 - \eta_k) + \sum_{j=1}^{i-1} C_{k,j}(1 - U_{k,j})]/(1 - \sum_{j=1}^{i-1} U_{k,j}) \quad (4)$$

令初值 $R_{k,i}^{ub}(0) = C_{k,i}$, 代入式(4), 当迭代至 $R_{k,i}^{ub}(r+1) = R_{k,i}^{ub}(r)$ 时, 过程终止。

定理 2 若系统中所有任务均属于 HT 集, 总存在 1 个分区调度周期 T_{RL} 和 1 组分区系数 $\eta_k (1 \leq k \leq K)$, 当下式满足时, 使得处理器上所有任务在 WRR-FP 策略下可调度:

$$\sum_{k=1}^K \max_{1 \leq i \leq n_k} [\Lambda_{k,i} + (\Omega_{k,i} + C_{k,i})/D_{k,i}] \leq 1 \quad (5)$$

式中: $\Omega_{k,i} = \sum_{j=1}^{i-1} C_{k,j}(1 - U_{k,j})$; $\Lambda_{k,i} = \sum_{j=1}^{i-1} U_{k,j}$ 。

证明 显然, 系统若可调度, 则需要满足下面两个约束条件:

$$R_{k,i}^{ub} \leq D_{k,i} \quad (\forall k = 1, 2, \dots, K; i = 1, 2, \dots, n_k) \quad (6)$$

$$\sum_{k=1}^K \eta_k \leq 1 \quad (7)$$

式(6)保证系统中所有的任务均可在时限内完成; 式(7)表明在分区设计时, 系统中所有的分区系数之和不能超过 1。

令 T_{RL} 趋近于 0, 则有

$$[R_{k,i}^{ub}/T_{RL}] = R_{k,i}^{ub}/T_{RL} \quad (T_{RL} \rightarrow 0) \quad (8)$$

因此, 式(2)可被简化为

$$R_{k,i}^{ub} = [C_{k,i} + R_{k,i}^{ub}(1 - \eta_k) + \Omega_{k,i}]/(1 - \Lambda_{k,i}) \quad (9)$$

从而解出 $R_{k,i}^{ub}$ 为

$$R_{k,i}^{ub} = (C_{k,i} + \Omega_{k,i})/(\eta_k - \Lambda_{k,i}) \quad (10)$$

可以构造 1 组分区系数为

$$\eta_k^{HT-min} = \max_{1 \leq i \leq n_k} [\Lambda_{k,i} + (\Omega_{k,i} + C_{k,i})/D_{k,i}] \quad (11)$$

则有

$$\eta_k^{HT-min} \geq \Lambda_{k,i} + (\Omega_{k,i} + C_{k,i})/D_{k,i} \quad (12)$$

由于式(10)是关于 η_k 的减函数, 将式(12)代入式(10)可得

$$R_{k,i}^{ub} \leq \frac{C_{k,i} + \Omega_{k,i}}{\Lambda_{k,i} + (\Omega_{k,i} + C_{k,i})/D_{k,i} - \Lambda_{k,i}} = D_{k,i} \quad (13)$$

从而式(6)的约束得到满足。

通过将式(11)代入式(5), 容易验证式(7)的约束也得到满足。因此, 当式(5)满足时, 总存在 1 个趋近于 0 的 T_{RL} 和 1 组 η_k^{HT-min} , 使处理器上所有任务在 WRR-FP 策略下是可调度的, 定理 2 得证。

定理 2 给出了 WRR-FP 双层调度下, 包含 HT 任务集的系统可调度性判定条件。

定义 1 称 η_k^{HT-min} 为算法可得的 HT 分区 P_k 的最小分区系数。

2.2 非周期弱实时任务的实时性分析

除周期的强实时任务外, 航空电子系统中还存在大量非周期的弱实时任务, 其执行时间超过时限并不会带来严重的错误。下面将从概率的角度分析这类任务的实时性, 并为后面分区的设计提供依据。

定义 2 若非周期弱实时任务 $ST_{k,i}$ 的响应时间期望(平均响应时间) $\bar{R}_{k,i}$ 小于等于其时限 $D_{k,i}$, 则称 $ST_{k,i}$ 是期望可调度的。

定义 3 若分区 P_k 中的所有任务均属于 ST 集且为期望可调度的, 则称分区 P_k 是期望可调

度的。

定理 3 在基于 WRR-FP 策略的双层调度下,若分区 P_k 中的非周期实时任务 $ST_{k,i}$ 满足下式,则其为期望可调度的。

$$\frac{1}{1 - \sum_{j=1}^{i-1} \rho_{k,j}} \left[\frac{1}{\mu_{k,i} \eta_k} + \frac{\sum_{j=1}^i \lambda_{k,j}^2}{2(1 - \sum_{j=1}^i \rho_{k,j})} \right] \leq D_{k,i} \quad (14)$$

式中: $\rho_{k,j} = \lambda_{k,j} / (\mu_{k,j} \eta_k)$ 。

证明 可以将分区考虑成一个虚拟处理器,则根据非周期任务模型,每个分区都可以看做一个 M/M/1 的排队服务系统。并且,在 WRR-FP 调度下,假设实际处理器的处理能力为 1,则分区 P_k 的虚拟处理能力为 η_k 。因此,分区为 $ST_{k,i}$ 的服务时间服从均值为 $1/(\mu_{k,i} \eta_k)$ 的指数分布。

由于分区采用可抢占的优先级调度策略,任务 $ST_{k,i}$ 的平均响应时间可以表示为

$$\bar{R}_{k,i} = \bar{W}_{k,i}^S + \bar{W}_{k,i}^E + \bar{W}_{k,i}^N \quad (15)$$

式中: $\bar{W}_{k,i}^S$ 为对任务 $ST_{k,i}$ 的平均服务时间; $\bar{W}_{k,i}^E$ 为当 $ST_{k,i}$ 的某实例到达时,已在系统中的优先级为 1 到 i 的任务所需的平均服务时间; $\bar{W}_{k,i}^N$ 为此任务实例在系统中时,新到达的优先级为 1 到 $i-1$ 的任务的平均服务时间。

由指数分布的性质,不难得出

$$\bar{W}_{k,i}^S = 1/(\mu_{k,i} \eta_k) \quad (16)$$

对于 $\bar{W}_{k,i}^E$, 由以下两部分组成:

$$\bar{W}_{k,i}^E = \bar{S}_{k,i} + \sum_{j=1}^i (\bar{N}_{k,j} \bar{W}_{k,j}^S) \quad (17)$$

式中: $\bar{S}_{k,i}$ 为 $ST_{k,i}$ 的某任务实例到达时,正在被处理的优先级不低于 i 的任务的剩余处理时间; $\bar{N}_{k,j}$ 为正在等待处理的优先级不低于 i 的任务的平均数量。式(17)的最后一项表示这些任务的平均执行时间之和。

由 Little 公式可得

$$\bar{N}_{k,j} = \lambda_{k,j} \bar{W}_{k,j}^E \quad (18)$$

根据 Pollaczek-Khinchin 均值公式,可得

$$\bar{S}_{k,i} = \sum_{j=1}^i \lambda_{k,j}^2 / 2 \quad (19)$$

将式(18)和式(19)代入式(17),可以得出

$$\begin{aligned} \bar{W}_{k,i}^E &= \sum_{j=1}^i \lambda_{k,j}^2 / 2 + \sum_{j=1}^i \lambda_{k,j} \bar{W}_{k,j}^E = \\ &= \sum_{j=1}^i \lambda_{k,j}^2 / 2 + \bar{W}_{k,i}^E \sum_{j=1}^i \rho_{k,j} = \\ &= \frac{\sum_{j=1}^i \lambda_{k,j}^2}{2(1 - \sum_{j=1}^i \rho_{k,j})} \end{aligned} \quad (20)$$

根据 Little 公式, $ST_{k,i}$ 的某任务实例驻留在系统期间,任务 $ST_{k,j}$ ($1 \leq j < i$) 的平均到达数量为 $\lambda_{k,j} \bar{R}_{k,i}$, 因此

$$\bar{W}_{k,i}^N = \sum_{j=1}^{i-1} (\lambda_{k,j} \bar{R}_{k,i} \bar{W}_{k,j}^S) = \bar{R}_{k,i} \sum_{j=1}^{i-1} \rho_{k,j} \quad (21)$$

将式(16)、式(20)和式(21)代入式(15),可以求出任务的平均响应时间为

$$\begin{aligned} \bar{R}_{k,i} &= \frac{1}{\mu_{k,i} \eta_k} + \frac{\sum_{j=1}^i \lambda_{k,j}^2}{2(1 - \sum_{j=1}^i \rho_{k,j})} + \bar{R}_{k,i} \sum_{j=1}^{i-1} \rho_{k,j} = \\ &= \frac{1}{1 - \sum_{j=1}^{i-1} \rho_{k,j}} \left[\frac{1}{\mu_{k,i} \eta_k} + \frac{\sum_{j=1}^i \lambda_{k,j}^2}{2(1 - \sum_{j=1}^i \rho_{k,j})} \right] \end{aligned} \quad (22)$$

根据定义 2, 定理 3 得证。

3 分区参数设计

2.1 节和 2.2 节分别讨论了双层调度算法下,周期的强实时任务集和非周期的弱实时任务集的实时性能与可调度条件,但并未给出算法参数(即分区调度周期 T_{RL} 和分区系数 η_k)的优化与设计方法。本节给出一种最先适合(First Fit)的工程求解方法。

图 2 给出算法的伪代码。考虑较大的 T_{RL} 值,意味着单位时间内存在较少的分区上下文切换次数,有利于减少分区调度带来的系统开销。因此,算法以 T_{RL} 递减的方式循环,并计算当前 T_{RL} 下的分区系数。对 HT 任务集的分区, η_k 从 η_k^{HT-min} 开始以 $\Delta\eta$ 为步长递增搜索,直到分区内所有任务均可调度。对 ST 任务集的分区, η_k 从 0 开始,也以 $\Delta\eta$ 为步长递增搜索,直到分区内所有非周期任务满足定理 3 的期望可调度条件。最后

验证所有分区系数之和是否小于 1,若不满足,则以 ΔT_{RL} 递减 T_{RL} ,并重复上面步骤。

通过减少搜索步长 ΔT_{RL} 和 $\Delta \eta$,可以获得更好的参数值,却会增加算法的计算时间。在实际应用中,需对性能与时间进行折中。

Algorithm: partition parameter optimization

Begin

```

 $T_{RL} = T_{RL}^{max}$ ;
while  $T_{RL} > 0$  do
  for each partition  $k$  do
    if HT task set then
       $\eta_k = \eta_k^{HT-min}$ ;
      while  $\eta_k < 1$  do
        if  $R_{k,i}^{ub} < D_{k,i} (\forall i, 1 \leq i \leq n_i)$  then
          break while;
        end if;
         $\eta_k = \eta_k + \Delta \eta$ 
      end while;
    end if;
    if ST task set then
       $\eta_i = 0$ ;
      while  $\eta_k < 1$  do
        if  $R_{k,i} < D_{k,i} (\forall i, 1 \leq i \leq n_i)$  then
          break while;
        end if;
         $\eta_k = \eta_k + \Delta \eta$ 
      end while;
    end if;
  end for;
  if  $\sum_{k=1}^K \eta_k \leq 1$  then
    break while;
  end if;
   $T_{RL} = T_{RL} - \Delta T_{RL}$ ;
end while;
End

```

图 2 分区参数优化算法

Fig. 2 Partition parameter optimization

4 仿真分析

4.1 分区参数与单个分区的可调度性

通过 MATLAB 仿真,分析分区参数对分区内任务调度实时性的影响,并分别就周期的强实时任务集和非周期的弱实时任务集进行讨论。

定义 4 周期的强实时任务 $HT_{k,i}$ 和非周期的弱实时任务 $ST_{k,i}$ 的松弛时间率分别为

$$L_{k,i}^{HT} = \begin{cases} \frac{D_{k,i} - R_{k,i}^{ub}}{D_{k,i}} & (D_{k,i} \geq R_{k,i}^{ub}) \\ 0 & \text{Otherwise} \end{cases} \quad (23)$$

$$L_{k,i}^{ST} = \begin{cases} \frac{D_{k,i} - \bar{R}_{k,i}}{D_{k,i}} & (D_{k,i} \geq \bar{R}_{k,i}) \\ 0 & \text{Otherwise} \end{cases} \quad (24)$$

松弛时间率越大,说明任务的响应时间相对于时限越小,也即越空闲;若松弛时间率为零,则任务响应时间超过时限,不可调度。因此,松弛时间率是任务可调度的判定依据,并且可以用于判断分区的任务繁忙程度。

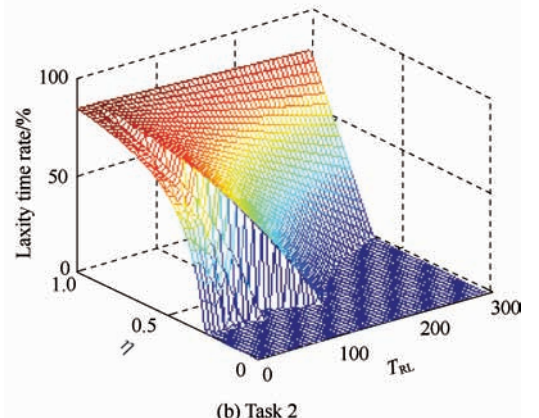
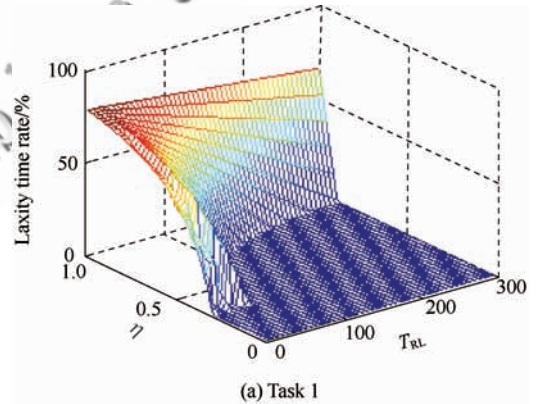
对于周期的强实时任务,假设某分区中存在如表 1 所示的任务集。

表 1 周期的强实时任务

Table 1 Periodic hard real-time tasks

Task set	Priority	Execution time	Period	Relative deadline
Task 1	1	5	50	50
Task 2	2	7	125	150
Task 3	3	6	200	175

图 3 给出分区任务的松弛时间率随 (T_{RL}, η) 变化的取值。在相同的 T_{RL} 下,松弛时间率随 η 的增加而递增,并且随着 T_{RL} 的增加,满足任务可调度条件的 η 取值范围呈减少的趋势。



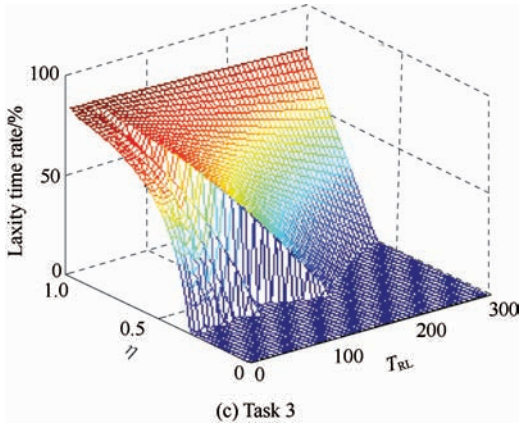


图3 HT任务松弛时间率

Fig. 3 Laxity time rate of HT tasks

提取松弛时间率从零变为正值的转折处 (T_{RL}, η) 的取值, 也即任务可调度的边界, 如图4所示, 曲线上方为使任务可调度的 (T_{RL}, η) 的取值。为保证分区内所有任务均可调度, (T_{RL}, η) 的取值范围为3条曲线上方的重合区域。当 T_{RL} 趋近于零时, 各任务达到满足可调度条件的最小分区系数分别为: 0.281, 0.303, 0.321。因此, 对分区而言, 可取的最小分区系数 η_{min} 为 0.321。

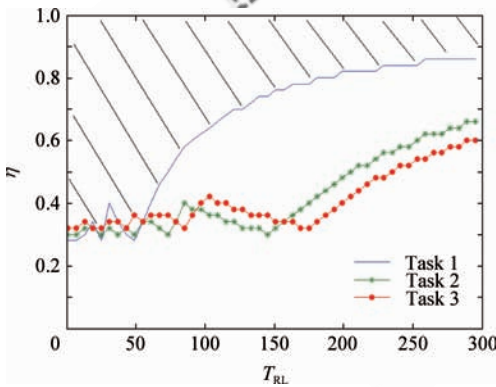


图4 任务可调度边界

Fig. 4 Schedulability boundary of the tasks

对于非周期的弱实时任务, 假设某分区中存在如表2所示的任务集。

表2 非周期的弱实时任务

Table 2 Aperiodic soft real-time tasks

Task set	Priority	λ	μ	Relative deadline
Task 1	1	0.021	0.12	50
Task 2	2	0.016	0.13	75
Task 3	3	0.01	0.11	100

图5给出了分区任务的松弛时间率随分区系数的变化曲线。注意到松弛时间率随 η 的增加而递增, 并且随任务优先级的降低, 可取的最小分区系数为: 0.162, 0.280, 0.381, 不断递增。根据定义3, 要保证分区的期望可调度, 必须使所有分区内的任务是期望可调度的。因此 η 的取值范围为图中虚线右侧的区域。

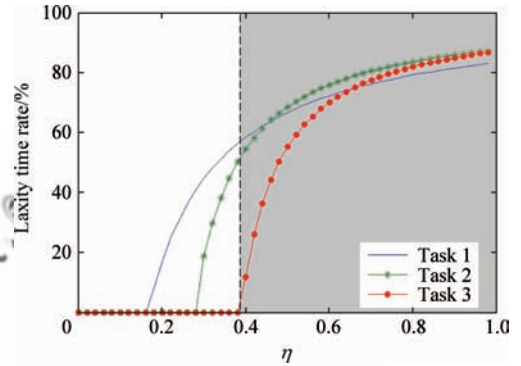


图5 ST任务松弛时间率

Fig. 5 Laxity time rate of ST tasks

4.2 分区参数与系统的可调度性

考虑某 IMA 系统中存在两个分区, 分别封装了表1和表2中的任务集, 分析存在多个分区时, 为满足系统的可调度性, 分区参数的选择。

图6是系统中满足分区可调度的最小分区系数之和随 T_{RL} 的变化曲线。 η_1 和 η_2 分别为表1和表2中任务集的分区系数。为使 T_{RL} 最大化以减小分区上下文切换次数, 可在分区系数之和为1时取值。此时 T_{RL} 为 87, $\eta_1 = 0.619, \eta_2 = 0.381$ 。

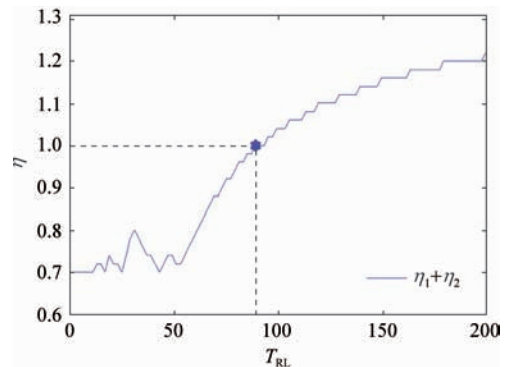


图6 系统分区系数和

Fig. 6 Sum of the partition coefficients in the system

5 结 论

从航空电子系统对实时性的需求出发,提出基于 IMA 构架的双层混合实时任务调度算法。算法以加权轮转调度的方式激活分区,分区内则采用可抢占的固定优先级策略调度任务。算法考虑混合实时任务调度情况,具有较强的通用性。对周期强实时任务,推导并证明了双层调度下具有任意时限的任务可调度条件;对非周期弱实时任务,得出任务期望可调度的条件。考虑系统中同时存在的多个周期强实时任务分区与非周期弱实时任务分区,给出基于最先适合的分区参数确定方法。本文的结论将有助于新一代飞机中基于 IMA 构架的航空电子系统分区调度的设计与优化。

参 考 文 献

- [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 Huangang, Zhou Guirong, Li Qiao. A survey on avionics bus and network interconnection and their progress[J]. Acta Aeronautica et Astronautica Sinica, 2006, 27(6): 1135-1144. (in Chinese)
- [2] Watkins C B. Integrated modular avionics: managing the allocation of shared intersystem resources[C]//Proceedings of IEEE/AIAA 25th Digital Avionics Systems Conference. 2006: 1-12.
- [3] Prisaznuk P J. ARINC 653 role in integrated modular avionics (IMA)[C]//Proceedings of IEEE/AIAA 27th Digital Avionics Systems Conference. 2008: 1. E. 5-1-1. E. 5-10.
- [4] Prisaznuk P J. ARINC 653-1-2003 Avionics application software standard interface. ARINC specification 653[S]. Florida: CRC Press, 2007.
- [5] Lipari G, Bini E, Nguyen C, et al. A methodology for designing hierarchical scheduling systems[J]. Journal of Embedded Computing—Real-time Systems, 2005, 1(2): 257-269.
- [6] Almeida L, Pedreiras P. Scheduling within temporal partitions: response-time analysis and server design[C]//Proceedings of the 4th ACM International Conference on

Embedded Software. 2004: 95-103.

- [7] He F, Song L R, Xiong H G. Hierarchical scheduling model and optimal partition design for avionics[J]. Journal of System Simulation, 2009, 21(19): 6004-6008.
- [8] Joseph M, Pandya P K. Finding response times in a real-time system[J]. Computer Journal, 1986, 29(5): 390-395.
- [9] Audsley N C, Burns A, Richardson M, et al. Wellings A J. Applying new scheduling theory to static priority preemptive scheduling[J]. Software Engineering Journal, 1993, 8(5): 284-292.
- [10] 何锋,宋丽茹,熊华钢. 航空电子双层任务分区调度设计[J]. 北京航空航天大学学报, 2008, 34(11): 1364-1368.
He Feng, Song Liru, Xiong Huangang. Two level task partition scheduling design in integrated modular avionics[J]. Journal of Beijing University of Aeronautics and Astronautics, 2008, 34(11): 1364-1368. (in Chinese)
- [11] Davis R I, Burns A. Hierarchical fixed priority preemptive scheduling[C]//26th IEEE International Real-Time Systems Symposium. 2005: 389-398.
- [12] Balbastre P, Ripoll I, Crespo A. Exact response time analysis of hierarchical fixed-priority scheduling[C]//15th IEEE International Conference on Embedded and Real-time Computing Systems and Applications. 2009: 315-320.
- [13] Zhang F X, Burns A. Analysis of hierarchical EDF preemptive scheduling[C]//28th IEEE International Real-Time Systems Symposium. 2007: 423-434.
- [14] Bini E, Huyen T, Richard P, et al. A response-time bound in fixed-priority scheduling with arbitrary deadlines[J]. IEEE Transactions on Computers, 2009, 58(2): 279-286.

作者简介:

周天然(1984—) 男,博士研究生。主要研究方向:嵌入式实时系统、分布式计算、实时网络。

Tel: 010-82338712

E-mail: zhoutianran1@ee.buaa.edu.cn

熊华钢(1961—) 男,博士,教授,博士生导师。主要研究方向:航空电子综合、高速数据总线、高速局域网、电子设备智能测试系统等。

Tel: 010-82317202

E-mail: hgxiang@ee.buaa.edu.cn

Two-level Hierarchical Scheduling for Hybrid Real-time Tasks in Avionic Systems

ZHOU Tianran^{*}, XIONG Huagang

School of Electronics and Information Engineering, Beihang University, Beijing 100191, China

Abstract: By considering the demand for real time performance in avionic systems, a two-level hierarchical scheduling algorithm is proposed for the integrated modular avionics (IMA) architecture. Each partition is assigned a dedicated time window and activated by the weighted round robin scheduling, which enhances the predictability of the system. Within the partition, the fixed priority preemptive scheduling is applied to reduce the response time of the tasks with higher priorities. The algorithm can be used for hybrid real-time task scheduling. For periodic hard real-time tasks, a task model with arbitrary dead-line is built to enhance its generality, and the schedulability conditions are derived under hierarchical scheduling by analyzing the response time bound. For aperiodic soft real-time tasks, the concept of expected schedulability is introduced to guarantee the real-time performance in statistics. The design and optimization of the partition parameters is also discussed, and a first fit method is proposed to solve the problem. The influence of the partition parameters on task scheduling is analyzed by simulations. This algorithm, which considers the hybrid real time task scheduling, has better performance in generality.

Key words: aviation system engineering; integrated modular avionics (IMA); hierarchical scheduling; schedulability analysis; real-time systems

Received: 2010-08-25; **Revised:** 2010-10-21; **Accepted:** 2010-11-23; **Published online:** 2010-12-28 13:47:27

URL: www.cnki.net/kcms/detail/11.1929.V.20101228.1347.007.html **DOI:** CNKI:11-1929/V.20101228.1347.007

Foundation item: National Natural Science Foundation of China (60879024)

*** Corresponding author.** Tel.: 010-82338712 E-mail: zhoutianran1@ee.buaa.edu.cn