

基于双优先级的实时多任务动态调度

刘怀¹, 费树岷²

(1. 南京师范大学电气与电子工程学院, 南京 210042; 2. 东南大学自动化研究所, 南京 210096)

摘要: 提出了带有非周期服务器的双优先级调度算法。该算法将优先级带宽分为高带、中带和低带3部分。强实时任务实例到达后, 优先级设置在低带, 经过一段时间后将优先级提升到高带; 软实时任务的优先级设置在中带。分析了强实时任务实例优先级提升时间和任务集的可调度性。

关键词: 双优先级调度算法; 非周期服务器; 任务实例丢失率; 可调度性

Dynamic Scheduling for Real-time Multi-tasks Based on Dual Priority

LIU Huai¹, FEI Shumin²

(1. School of Electrical & Electronic Engineering, Nanjing Normal University, Nanjing 210042;
2. Research Institute of Automation, Southeast University, Nanjing 210096)

【Abstract】 A dual priority scheduling algorithm with aperiodic server is presented. It splits the range of priorities into three bands: high, middle and low band. At the beginning of the instance of the hard real-time task release, its priority is set in low band and is promoted to high band after a period of time. However the priority of the instance of the soft real-time task is only set in middle band. Finally, the priority promotion time of the hard real-time task and the schedulability are investigated.

【Key words】 Dual priority scheduling algorithm; Aperiodic server; Discarded instances ratio of soft real-time task; Schedulability

实时控制系统中存在多种实时任务, 从实时性上看, 有强实时任务和软实时任务; 从实例产生规律上看, 存在周期性任务和非周期性任务。控制系统中的绝大多数实时任务都是周期性任务, 但强实时非周期任务的执行对控制系统非常重要, 所以本文主要讨论周期性任务和强实时非周期任务共同存在的控制系统中任务的调度方法。

对控制系统中强实时周期性任务的调度问题, Seto D^[1]等人提出任务周期可变的周期性任务模型; Gervin^[2]提出任务分解模型下的调度算法。但这些任务模型和调度算法都只考虑了控制系统中的强实时周期性任务调度, 并没有考虑控制系统中的强实时非周期任务和软实时周期性任务调度, 所以它们不适用于控制系统中实时任务的调度。

为了调度多种不同的实时任务, 人们研究了双优先级调度算法。Burns A 和 Wellings A J^[3]首先将双优先级方法用于调度, 以充分利用处理器的容量。Davis R 和 Wellings A^[4]研究了双优先级调度用于调度软实时和强实时任务时, 在保证强实时任务满足时限的情况下, 调度软实时任务。这些双优先级调度算法只考虑强实时周期性任务和软实时非周期任务, 没有考虑强实时非周期性任务和软实时周期性任务, 对于控制系统的实时调度不太适用。刘怀等人^[5]针对控制系统提出一种双优先级调度算法, 该算法用于调度控制系统中的周期性任务, 但它没有考虑非周期任务, 所以对具有非周期任务的系统不适用。

本文采用双优先级调度算法调度控制系统中的强实时任务与软实时周期性任务, 并分析任务集可调度的条件和优先级提升时间问题。

1 控制系统中的任务分析与描述

在一个控制系统中同时存在强实时周期性任务、软实时

周期性任务和强实时非周期任务, 它们的描述如下:

强实时周期性任务集表示为 $HS = \{h_1, \dots, h_n\} (n \geq 1)$, 每个任务 h_i 描述为 $h_i = \langle C_{hi}, T_{hi}, D_{hi}, ppt_i \rangle (i=1, \dots, n)$, 其中 C_{hi} , T_{hi} , D_{hi} , ppt_i 分别表示任务 h_i 的执行时间、任务周期、任务时限和优先级提升时间。

软实时周期性任务集表示为 $SS = \{s_1, \dots, s_m\} (m \geq 1)$, 每个任务 s_i 描述为 $s_i = \langle C_{si}, T_{si}, D_{si}, \beta_{si} \rangle (i=1, \dots, m)$, 其中 C_{si} , T_{si} , D_{si} , β_{si} 分别表示任务 s_i 执行时间、任务周期、任务时限及系统所能允许的任务极限丢失率。

强实时非周期任务 ap 描述为 $ap = \langle C_{ap}, T_{ap}^{min}, D_{si}, \lambda, ppt_{ap} \rangle$, 其中 C_{ap} , T_{si}^{min} , D_{si} , λ , ppt_{ap} 分别表示任务 ap 实例的最大执行时间、最小到达时间间隔、任务实例的时限、平均到达率、优先级提升时间。

为了讨论方便, 假设所有任务之间相互独立; 忽略任务的释放抖动; 同时将周期任务的时限设置为任务的周期, 非周期任务, 其时限设为最小到达时间间隔; 非周期任务到达规律符合平均到达率为 λ 的泊松过程, 且实例到达的时间间隔不小于 T_{ap}^{min} 。

2 带有非周期服务器的双优先级调度算法

为讨论方便, 给出如下几个定义。

定义 1 强实时任务优先级提升时间是指强实时任务的实例从到达释放到其优先级提升到高带的时间。

定义 2 软实时任务 s_i 实例丢失率是指在软实时任务的执行过程中, 任务实例丢失个数与到达总个数之比, 记为 λ_{si} ;

基金项目: 南京师范大学科研基金资助项目 (2003KZXXGQ2B88)

作者简介: 刘怀 (1971—), 男, 博士后、副教授, 主研方向: 实时控制系统, 综合自动化系统智能控制, CIMS; 费树岷, 教授、博导

收稿日期: 2004-08-23 **E-mail:** liuhuai@njnu.edu.cn

任务极限丢失率是系统所能允许的软实时任务的最大丢失率，记为 β_{sio} 。显然 $0 < \lambda_{sio} \beta_{sio} < 1$ 。

任务调度算法如下：

(1) 将任务优先级的带宽分为 3 部分——高带优先级 (high band priority, HP)、中带优先级 (middle band priority, MP) 和低带优先级 (lower band priority, LP)。每个强实时任务实例在 HP 和 LP 中拥有优先级；而每个软实时任务实例只拥有 MP 中的优先级。MP 中任何任务的优先级比 LP 中任何任务的优先级高；而 HP 任何任务实例的优先级比 MP 和 LP 中实例的优先级高。

(2) LP 中任务实例的优先级采用带有非周期服务器的 EDF 算法设置；MP 中任务实例的优先级根据 EDF 算法设置；HP 中任务实例的优先级采用带有非周期服务器的 RMS 算法设置；非周期服务器的优先级即为非周期任务实例的优先级。

(3) 强实时任务实例到达后，其优先级设置在低带 LP 中，经过优先级提升时间若还没执行完毕就将其优先级提升到 HP。而软实时任务实例的优先级设置在 MP 中。

(4) 若软实时任务实例在其时限前没有执行完毕或仍排在队列中，就将其丢弃，以便其他任务执行。

(5) 采用可抢占的调度算法。

(6) 采用固定优先级提升时间的方案，在系统设计时计算得出强实时任务的优先级提升时间，在系统运行时，它保持不变。

(7) 优先级低于非周期服务器的周期性任务实例到来后，若没有非周期任务实例到达、执行或在队列中，即非周期服务器空闲，则先执行周期任务实例，并把非周期服务器的容量寄存存在该周期性任务中。

(8) 如果在一个非周期服务器的周期内没有非周期任务实例产生，且已将非周期服务器的容量寄存存在周期性任务中，则清除寄存存在周期性任务中的容量，如果非周期服务器的容量没有寄存到周期性任务中，则非周期服务器重新计时。

(9) 当非周期性任务实例到达后，首先查看非周期服务器的容量是否已经被使用，如果没有则根据非周期服务器的优先级运行非周期任务实例；否则在寄存非周期服务器容量的周期任务中执行。

3 任务集的可调度性分析

首先分析强实时任务的可调度性，有如下定理：

定理 1 在采用带非周期服务器的优先级调度算法下，强实时周期性任务实例的优先级提升时间必须满足

$$\begin{aligned} ppt_i &\leq T_{hi} - R_{hi} \\ ppt_{ap} &\leq T_{ap} - R_{ap} \end{aligned} \quad (1)$$

式中 R_{hi} 、 R_{ap} 分别为

$$\begin{aligned} R_{hi} &= \sum_{j=1}^{i-1} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{hj}}{T_{hj}} \right\rceil + C_{hi}, & (T_{hi} \leq T_{ap}^{min}) \\ R_{hi} &= \sum_{j=1}^{i-1} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{hj}}{T_{hj}} \right\rceil + C_{ap} \left\lceil \frac{R_{hi}}{T_{ap}^{min}} \right\rceil + C_{hi}, & (T_{hi} > T_{ap}^{min}) \\ R_{ap} &= \sum_{T_{hj} \leq T_{ap}^{min}} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{ap}}{T_{hj}} \right\rceil - C_{ap} \end{aligned} \quad (2)$$

证明：最坏的情况是所有强实时任务实例在其优先级由低带提升到高带之前都没有执行，并且所有强实时任务实例同时被提升到高优先级，同时强实时非周期任务以最快的速度到达。只要在此时强实时任务实例的时限能够得到满足，在任何情况下，任务实例均能满足其时限。这种情况相当于所有强实时任务实例到达经过 ppt_i 或 ppt_{ap} 之后才释放，且所有强实时任务实例同时释放；非周期任务的到达时间间隔为 T_{ap}^{min} 。根据 RMS 调度理论，对于优先级高于非周期服务器的周期性任务 (即 $T_{hi} > T_{ap}^{min}$) 实例在此种情况下从释放到完成的时间间隔为

$$R_{hi} \leq \sum_{j=1}^{i-1} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{hj}}{T_{hj}} \right\rceil + C_{hi} \quad (3)$$

优先级低于非周期服务器的周期性任务 (即 $T_{hi} > T_{ap}^{min}$) 实例在此种情况下从释放到完成的时间间隔为

$$R_{hk} \leq \sum_{j=1}^{k-1} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{hj}}{T_{hj}} \right\rceil + C_{ap} \left\lceil \frac{R_{hk}}{T_{ap}^{min}} \right\rceil + C_{hk} \quad (4)$$

而非周期任务实例的从释放到完成的时间间隔为

$$R_{ap} \leq \sum_{T_{hj} \leq T_{ap}^{min}} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{ap}}{T_{hj}} \right\rceil + C_{ap} \quad (5)$$

根据任务响应时间的定义，对于非周期任务、优先级高于非周期服务器的周期性任务实例和优先级低于非周期服务器的周期性任务实例的响应时间分别为

$$R_{ap} = R_{ap} + ppt_{ap}, R_{hi} = R_{hi} + ppt_i (T_{hi} \leq T_{ap}^{min}), \quad (6)$$

$$R_{hk} = R_{hk} + ppt_k (T_{hk} > T_{ap}^{min})$$

根据第 1 节有 $D_{hi} = T_{hi}$ 、 $D_{ap} = T_{ap}^{min}$ ，若保证所有强实时任务实例的时限必须满足

$$R_{hi} \leq T_{hi} \quad (7)$$

$$R_{ap} \leq T_{ap}^{min}$$

将式 (3) (4) (5) 带入式 (6)，再根据式 (7) 可得结论。证毕。

推论 1 强实时任务存在优先级提升时间的充分必要条件为

$$T_{hi} \geq R_{hi} \quad (8)$$

$$T_{ap}^{min} \geq R_{ap}$$

此时强实时任务实例的优化提升时间为

$$ppt_i^{opt} = T_{hi} - R_{hi} \quad (9)$$

$$ppt_{ap}^{opt} = T_{ap}^{min} - R_{ap}$$

其中 R_{hi} 、 R_{ap} 的取值与定理 1 相同。

由此可以得到强实时任务实例优化优先级提升时间的计算方法。

算法 1 强实时任务实例优化优先级提升时间的算法

对于强实时周期性任务，令 $R_{hi}(0) = \sum_{j=1}^i C_{hj} (T_{hi} > T_{ap}^{min})$ 或

$R_{hi}(0) = \sum_{j=1}^i C_{hj} + C_{ap} (T_{hi} > T_{ap}^{min})$ ；对于强实时非周期任务令

$$R_{ap}(0) = \sum_{T_{hj} \leq T_{ap}^{min}} C_{hj} + C_{ap}。$$

对于强实时周期性任务，计算 $R_{hi}(k) = \sum_{j=1}^{i-1} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{hj}(k-1)}{T_{hj}} \right\rceil + C_{hi} (T_{hi}$

$T_{ap}^{min})$ 或 $R_{hi} = \sum_{j=1}^{i-1} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{hj}}{T_{hj}} \right\rceil + C_{ap} \left\lceil \frac{R_{hi}}{T_{ap}^{min}} \right\rceil + C_{hi} (T_{hi} > T_{ap}^{min})$ ；对于强实时非

周期任务，计算 $R_{ap} = \sum_{T_{hj} \leq T_{ap}^{min}} C_{hj} \left\lceil \frac{R_{ap}}{T_{hj}} \right\rceil + C_{ap}。$

对于强实时周期性任务，若 $R_{hi}(p) = R_{hi}(p-1)$ ，停止计算并转式 (4)，否则按式 (2) ~ (4) 重复计算；对于强实时非周期任务，若 $R_{ap}(p) = R_{ap}(p-1)$ ，停止计算并转式 (4)，否则按式 (2) ~ (4) 重复计算。

对强实时周期性任务取 $ppt_i^{opt} = T_{hi} - R_{hi}(p)$ 为任务 hi 的优化优先级提升时间；对于强实时非周期任务取 $ppt_{ap}^{opt} = T_{ap}^{min} - R_{ap}(p)$ 为任务 ap 的优化优先级提升时间。

为描述所有周期性任务的产生与处理规律，引入如下公有周期的概念：

定义 3 公有周期 (T_{LCM}) 是指所有周期性任务产生情况完全相同的最小时间间隔。则 $T_{LCM} = LCM(T_{h1}, \dots, T_{hn}, T_{s1}, \dots, T_{sm})$ ， $LCM(n_1, n_2)$ 表示 n_1, n_2 的最小公倍数。

定理 2 在最坏情况下 t 时刻到达的软实时周期性任务实例的响应时间为

$$R_{si}(t) = R_a + R_p + R_{sp} + C_{si} \quad (10)$$

式中 R_a, R_p, R_{sp} 分别为已提升到高带优先级的强实时非周期任务实例执行的干扰时间、已提升到高带优先级强实时周期性任务实例执行的干扰时间及优先级高的软实时任务实例执行的干扰时间。

$$\begin{aligned} R_p &= \sum_{j=0}^m C_{sj} \left\{ \left\lceil \frac{t + T_{sj} - T_{sj}}{T_{sj}} \right\rceil - \left\lfloor \frac{t}{T_{sj}} \right\rfloor \right\} \\ R_{sp} &= \sum_{j=0}^n C_{sj} \left\{ \left\lceil \frac{t + R_{sj}(t) - ppt_{sj}}{T_{sj}} \right\rceil - \left\lfloor \frac{t}{T_{sj}} \right\rfloor \right\} \\ R_a &= C_{ap} \left\lceil \frac{R_{si}(t) + T_{ap}^{\min} - ppt_{ap}}{T_{ap}^{\min}} \right\rceil \end{aligned} \quad (11)$$

证明略。

推论 2 软实时周期任务在极限丢失率为 0 的条件下，任务集可调度的充分条件为

$$\begin{aligned} 0 \leq t < T_{LCM}^{\max} \\ R(t) \leq T_i^{\max} \quad (1 \leq i \leq m) \end{aligned} \quad (12)$$

式中 $R(t)$ 为按定理 2 计算出的各个时刻产生实例的响应时间。

定理 3 软实时任务实例的极限丢失率为 β_{si} 时，任务集可调度的充分条件是

$$\max \left(\int_{T_{si}}^{\infty} P_{R_{si}(t)} dR_{si}(t) \right) \leq \beta_{si}, (1 \leq i \leq m) \quad (13)$$

其中

$$P_{R_{si}(t)} = \frac{(\lambda R_{si}(t))^{N_a}}{N_a!} e^{-\lambda R_{si}(t)} / \sum_{i=0}^{N_a} \frac{(\lambda R_{si}(t))^i}{i!} e^{-\lambda R_{si}(t)} \quad (14)$$

$$t = kT_{si}, k = 0, 1, \dots, \frac{T_{LCM}}{T_{si}} \quad (15)$$

$$\text{式中 } N_a = \frac{R_{si}(t) - R_p - R_{sp} - C_{si}}{C_{ap}}, N_{\max} = \left\lceil \frac{R_{si}(t)}{T_{ap}^{\min}} \right\rceil, R_p, R_{sp} \text{ 按}$$

式 (11) 计算。

证明：假设任务 si 在 t 时刻产生实例的响应时间内共有 N_a 个强实时非周期任务的实例产生。根据定理 2 可知，实例的响应时间为 $R_{si}(t) = R_a + R_p + R_{sp} + C_{si}$ 。其中 $R_a = N_a C_{ap}$ ； R_p, R_{sp} 可分别按式 (11) 计算。由此可见，只要能确定 N_a ，通过迭代算法可以计算出 $R_{si}(t)$ 。

由于非周期任务 ap 实例的产生符合的泊松过程。则在 $R_{si}(t)$ 时间内产生 N_a 个实例的概率为

$$P_{N_a} = \frac{(\lambda R_{si}(t))^{N_a}}{N_a!} e^{-\lambda R_{si}(t)}$$

而非周期任务实例到达时间间隔不小于 T_{ap}^{\min} ，即任务实例到达的最大个数为

$$N_{\max} = \left\lceil \frac{R_{si}(t)}{T_{ap}^{\min}} \right\rceil$$

生实例个数在 $[0, N_{\max}]$ 范围内的概率为 $\sum_{i=0}^{N_{\max}} \frac{(\lambda R_{si}(t))^i}{i!} e^{-\lambda R_{si}(t)}$ 。根

据概率论理论，在 $R_{si}(t)$ 时间内产生 N_a 的概率为

$$P_{N_a} = \frac{(\lambda R_{si}(t))^{N_a}}{N_a!} e^{-\lambda R_{si}(t)} / \sum_{i=0}^{N_a} \frac{(\lambda R_{si}(t))^i}{i!} e^{-\lambda R_{si}(t)} \quad (16)$$

由前面讨论可知， N_a 与 $R_{si}(t)$ 为一一对应的关系，则任务 si 在 t 时刻产生实例的响应时间为 $R_{si}(t)$ 的概率为 $P_{R_{si}(t)} = P_{N_a}$ 。

则有 $N_a = \frac{R_{si}(t) - R_p - R_{sp} - C_{si}}{C_{ap}}$ ，说明 $P_{R_{si}(t)}$ 与 $R_{si}(t)$ 的大小有关。

若满足

$$\int_{T_{si}}^{\infty} P_{R_{si}(t)} dR_{si}(t) \leq \beta_{si} \quad (17)$$

说明任务 si 在 t 时刻产生的实例的响应时间 $R_{si}(t)$ 大于该任务时限 D_{si} 的概率小于 β_{si} 。由于所有周期性任务实例是按公有周期重复产生并等待处理器上处理的，对于距离公有周期起始处为 t 产生的任务实例的丢失实例比率小于 β_{si} 。

若任务 si 在公有周期各个产生时刻都满足式 (17)，即

$$\max \left(\int_{T_{si}}^{\infty} P_{R_{si}(t)} dR_{si}(t) \right) \leq \beta_{si} \quad (t = kT_{si}, k = 0, 1, \dots, \frac{T_{LCM}}{T_{si}})$$

，则任务 si 的丢失率必小于 β_{si} ，即任务在满足极限丢失率的情况下是可调度的。证毕。

4 结论

本文分析了控制系统中的强实时周期性任务、强实时非周期任务和软实时周期性任务的特点，采用了带有非周期服务器的双优先级调度算法。它把优先级带宽分为 3 部分——高带、中带和低带，其中强实时任务实例拥有高带和低带两种优先级，而软实时任务实例只有中带一种优先级。这样既保证了强实时任务所有实例的时限，又能在系统空闲时及时调度软实时任务。非周期服务器用于调度强实时非周期任务，保证非周期任务实例被顺利调度。最后，分析了强实时任务优先级提升时间的存在性，同时给出了求取优化优先级提升时间的算法。分析了软实时任务实例在其极限丢失率为 0 或不为 0 时的可调度性。

参考文献

- Seto D, Lehoczky J P, Sha L, et al. On Task Schedulability in Real-time Control System. In: Proceedings of IEEE Real-time Systems Symposium, 1996-12: 13-21
- Cervin A. Improved Scheduling of Control Tasks. In: Proceedings of the 11th Euromicro Conference on Real-time Systems, 1999: 4-10
- Burns A, Wellings A J. Dual Priority Assignment: A Practical Method for Increasing Processor Utilisation. In: Fifth Euromicro Workshop on Proceedings of Real-time Systems, 1993: 48-53
- Davis R, Wellings A. Dual Priority Scheduling. In: 16th Proceedings of Real-time Systems Symposium, 1995: 100-109
- 刘怀, 沈捷, 费树岷. 用双优先级算法调度控制系统中的实时周期性任务. 东南大学学报(自然科学版), 2003, 33(2): 190-193