ISSN 1000-9825, CODEN RUXUEW
Journal of Software, Vol.17, No.12, December 2006, pp.2601−2608
DOI: 10.1360/jos172601

E-mail: jos@iscas.ac.cn
http://www.jos.org.cn
Tel/Fax: +86-10-62562563

弱硬实时系统约束规范*

陈积明[1+], 宋叶琼[2], 孙优贤[1]

[1](浙江大学 工业控制技术国家重点实验室,浙江 杭州 310027)

[2](LORIA-TRIO Campus Scientifique, B.P.239 54506 VANDOEUVRE, France)

Constraint Specification of Weakly Hard Real-Time System

CHEN Ji-Ming[1+], SONG Ye-Qiong[2], SUN You-Xian[1]

[1](National Laboratory of Industrial Control Technology, Zhejiang University, Hangzhou 310027, China)

[2](LORIA-TRIO Campus Scientifique, B.P.239 54506 VANDOEUVRE, France)

+ Corresponding author: Phn: +86-571-87952520 ext 606, Fax: +86-571-87951879, E-mail: jmchen@iipc.zju.edu.cn

Chen JM, Song YQ, Sun YX. Constraint specification of weakly hard real-time system. *Journal of Software*, 2006,17(12):2601−2608. http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/2601.htm

Abstract: This paper presents the definition of a weakly hard real-time system, and summarizes the existent constraint specifications of this system and their relationships. A constraint specification $(\overline{m}, p)$ is put forward. Theorems including their proofs are presented to compare the stringency between the constraint specifications. Moreover, a theorem proposed by Bernat for stringency compare is corrected in this paper.
Key words: constraint specification; weakly hard real-time system; (*m*,*k*)-*firm*; stringency

摘 要: 从弱硬实时系统定义出发,概述现有弱硬实时约束规范及其相互关系,提出了一种约束规范 $(\overline{m}, p)$,与已有的约束规范作了严格性强弱的比较,并给予了证明;同时修正了 Bernat 提出的一个约束强弱比较的定理.
关键词: 约束规范;弱硬实时系统;(*m*,*k*)-*firm*;严格性
中图法分类号: TP316 文献标识码: A

所谓“实时”系统并非指一类快速计算的系统,而是指能够及时响应外部事件的请求.在规定的时限内,也就是通常所说的截止期(deadline)内,完成对该事件的处理并控制相关设备和任务协调一致运行的计算机系统[1]. 传统的实时系统按照对截止期的要求通常可以分为硬实时(hard real-time,简称 HRT)系统和软实时(soft real-time,简称 SRT)系统.在硬实时系统中,事件(也称任务)的截止期错过会对外部环境造成严重后果,甚至导致系统崩溃.典型的硬实时系统有飞行器控制系统、复杂核电控制系统等[2].软实时系统中,个别任务可以不满足截止期的时间要求,但会在一定程度上造成系统性能的下降.早期的实时调度理论主要集中在对硬实时系统的研究上,通常采用最差响应时间和最差利用率等方法来分析系统性能,保证每个任务的截止期要求,并据此设计和选择实时系统[3].

近年来,随着信息技术的发展和网络技术的普及,实时系统的应用范围也发生了巨大变化.特别是在网络通

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60603032 (国家自然科学基金); the Sino-France Advanced Research Program under Grant No.PRA SI03-02 (中法先进计划研究项目)

Received 2005-07-20; Accepted 2006-03-07

信中,实时网络传输、多媒体处理、无线传感器网等系统都需要实时技术的支持.新兴的实时应用为实时系统的发展提出了新的要求,尤其是网络多媒体音频、视频信号等应用具有在有限时间区间内有限数量的任务丢失并不会导致图像、语音的质量显著下降的特性.显然,传统的、简单的 HRT 和 SRT 的分类已经无法确切地描述这类典型的实时网络多媒体应用[4],相应的基于 HRT 和 SRT 的最优实时调度算法在网络实时多媒体等应用中将不再是最优的[5].这一类实时网络应用为实时系统和基于实时系统的调度理论的研究提出了新的挑战.

Hamdoui 最早用(m,k)-*firm* 约束模型从有限时间区间内允许部分任务丢失的角度来描述网络多媒体的服务质量问题,并提出了基于距离优先级(distance-based priority,简称 DBP)的方法[6].Bernat 把这类具有窗口约束的实时系统定义为弱硬实时(weakly hard real-time,简称 WHRT)系统[7,8].所谓弱硬实时系统是指在有限时间窗口中,任务截止期满足或错过符合一定分布要求的实时系统.(m,k)-*firm* 是一种典型的弱硬实时约束规范,实时应用带有类似(m,k)-*firm* 约束的称其为具有弱硬实时约束.

弱硬实时系统的研究包括弱硬实时系统约束规范、基于约束规范的调度算法以及性能评价尺度等 3 个方面.对弱硬实时系统的研究将提高具有弱硬实时约束的多媒体应用在网络传输中的动态性能,实现在有限时间区间内衡量 QoS,提高网络资源的利用率[9,10].本文研究基础的弱硬实时系统约束规范,在现有的弱硬实时约束的基础上提出了一种新的约束规范 $(\overline{m}, p)$;研究约束规范之间强弱关系的比较,对现有约束规范之间的关系进行改进.

1 弱硬实时系统模型

一般的实时应用由一个任务流构成,通常系统包含多个实时应用,即一个实时系统包含了多个实时任务流.任务流中的任务时间特性主要包含周期、截止期、执行时间和弱硬实时约束.

对于一个包含 N 个具有弱硬实时约束的实时任务流 τ_i 的系统Π(也称为任务集Π),可以定义为

$$\Pi=\{\tau_i(T_i,D_i,C_i,\lambda_i)|i\in[1,N]\} \tag{1}$$

T_i 定义为实时任务流 τ_i 的任务触发开始到下一个任务的触发时间间隔,即周期.非周期任务通常对应异步时间,其到达间隔并不是一个常数,通常仅考虑两个连续到达任务的最小时间间隔,即 T_i 为连续两个任务的到达间隔.

C_i 为每个任务相应的执行时间(实时网络应用中也称其为任务的长度).D_i 为任务给定的时间约束,称为截止期.任务在给定的截止期前完成执行的,称为截止期满足;否则称为截止期错过(在实时网络应用中,也称为任务丢失).弱硬实时约束主要描述任务丢失的容忍程度和丢失的分布,由参数λ表示.

集合Π可以用于描述连续重复触发的任务,但不适用于相对应的小概率事件的孤立任务.因此,本文讨论的内容仅局限于周期任务和重复触发的非周期任务,而不包括孤立任务.

2 μ-pattern 和弱硬实时约束规范

2.1 μ-pattern

在弱硬实时系统的任务流中,任务的截止期满足或者错过由二进制序列来表示,称为μ-pattern.截止期满足的任务对应 1,截止期错过的任务对应 0.

定义 **1**. 任务τ_i的μ-pattern 由μ_i表示,由二进制 0,1 序列构成,并由式(2)来定义.

$$\mu_i(j)=\begin{cases}1, & R_i(j)\le D_i(j)\\ 0, & \text{其他情况}\end{cases} \tag{2}$$

$\tau_i(j)$为任务τ_i的第 j 个到达.$R_i(j)$为任务$\tau_i(j)$的响应时间,$D_i(j)$为任务$\tau_i(j)$的截止期时间.$\mu_i(j)$的值根据 $R_i(j)$和 $D_i(j)$的大小由式(2)决定.显然,μ-pattern 是一个二进制序列,因此可以通过分析一般的二进制序列来了解μ-pattern 的特性.

指定Σ为集合$\{0,1\}$中的元素,Σ^+为长度大于 0 的二进制序列集.Σ^n 则是长度为 n 的一个二进制序列集.对于任给一序列$\omega\in\Sigma^+$,该序列的长度 $l(\omega)=|\omega|$,也就是该序列所组成的二进制位数,如果$\omega\in\Sigma^n$,则 $l(\omega)=n$,称这种序列

为 n 序列.$\omega(j)$是序列ω的第 j 个元素,$j\geq 1$.$\omega(a,b)$是序列ω中从位置 a 开始到 b 的一个子序列.序列ω的长度为 k 的子序列集,表示为 $S^k(\omega)$.同时定义 $l^{\alpha}(\omega),\alpha\in\Sigma$,为序列$\omega$中$\alpha$的数量.

n 序列有两类特殊的情况:如果 n 序列全部由 1 组成,则称该序列为好 n 序列,表示为 1^n;如果 n 序列全部由 0 组成,则称该序列为坏 n 序列,表示为 0^n.

2.2 弱硬实时约束规范

弱硬实时系统的约束规范主要由 Bernat 作过系统的介绍并给出了定义[10],并将典型约束归纳为如下 4 种: (m,k)-*firm*,$\langle m,k\rangle$-*firm*, $\left(\overline{m,k}\right)$-*firm*, $\left\langle\overline{m,k}\right\rangle$ -*firm*.

定义 **2**. 任务流至少满足其任意连续任务窗口 k 个截止期中的 m 个,记为(m,k)-*firm*.

定义 **3**. 任务流至多错过其任意连续任务窗口 k 个截止期中的 m 个,记为 $\left(\overline{m,k}\right)$-*firm*.

定义 **4**. 任务流在其任意连续任务窗口 k 中,截止期连续满足至少为 m 个,记为$\langle m,k\rangle$-*firm*.

定义 **5**. 任务流在其任意连续任务窗口 k 中,截止期连续错过至多为 m 个,记为 $\left\langle\overline{m,k}\right\rangle$ -*firm*.

例 1:当 k=7,给定的序列ω=1111010,分别满足(5,7)-*firm* 约束、$\left(\overline{2,7}\right)$-*firm* 约束,也满足$\langle 4,7\rangle$-*firm* 约束,同时也满足 $\left\langle\overline{1,7}\right\rangle$ -*firm* 约束.

弱硬实时约束λ主要由整数对 m,k 构成,分别定义为$\lambda.m,\lambda.k$.其中$\lambda.k$ 称为约束窗口,且$\lambda.k\geq\lambda.m$.给定任意 n 序列ω和弱硬实时约束$\lambda,\omega\vdash\lambda$,如果$\omega$满足约束$\lambda$,则有定义 6.

定义 **6**. n 序列ω满足约束(m,k)-*firm*$(n\geq k)$,如果ω的任意子 k 序列中至少有 m 个 1.

$$\omega\vdash(m,k)\text{-}firm\Leftrightarrow\forall\omega'\in S^k(\omega),l^1(\omega')\geq m.$$

对一个具有(m,k)-*firm* 的任务流来说,在任意一个长度为 k 的窗口中,至少有 m 个任务满足其截止期要求,即在任意窗口 k 中最多只能有 $k-m$ 个任务丢失.

同样地,可以给出 n 序列满足约束规范$\langle m,k\rangle$-*firm*, $\left(\overline{m,k}\right)$-*firm*, $\left\langle\overline{m,k}\right\rangle$ -*firm* 的定义.

此外,West 等人提出了一个类似的弱硬实时约束(x,y)[11],相应的弱硬实时约束的参数为$\lambda.x,\lambda.y$,且$\lambda.y\geq\lambda.x$.

定义 **7**. 任务流至多错过其任意连续任务窗口 y 截止期中的 x 个,记为(x,y).

例 2:当 y=9,假设给定的ω=001111010,则满足 x=4 约束的要求,显然不满足 x=3 约束的要求.

对于一个具有(x,y)约束的任务流,其对应的 n 序列,由定义 8 来判断是否满足其约束要求.

定义 **8**. n 序列ω满足约束$(x,y),n\geq y$,如果ω的任意子 y 序列中至多有 x 个 0.

$$\omega\vdash(x,y)\Leftrightarrow\forall\omega'\in S^y(\omega),\ l^0(\omega')\leq x.$$

对一个具有(x,y)约束的任务流来说,在任意一个长度为 y 的窗口中,至多允许有 x 个任务丢失.事实上,$\left(\overline{m,k}\right)$-*firm* 约束和$(x,y)$约束具有实质的等价意义.

3 弱硬实时约束规范 $(\overline{\boldsymbol{m}},\boldsymbol{p})$

上述的约束都是在固定长度的窗口中,从截止期满足和错过的角度规范弱硬实时系统.从实时网络应用对任务连续丢失约束和整个时间区域上的任务丢失率约束两个直观的角度,本文提出了一种新的弱硬实时约束规范 $(\overline{m},p)$.相对应的弱硬实时约束参数为$\lambda.m,\lambda.p$. $(\overline{m},p)$ 约束克服了$\langle m,k\rangle$-*firm* 约束对任务丢失概率和(m,k)- *firm* 约束对任务连续丢失的"松"要求的缺点.

定义 **9**. 任务在其任意连续窗口中,截止期连续错过至多为 m 个,且截止期满足率不低于 p,记为 $(\overline{m},p)$.

例 3:假设给定的序列ω为 1110001111,则满足 $(\overline{3},0,5)$ 的约束要求,但不满足 m<3 的约束要求.从图 1 中可以看出, $(\overline{3},0,5)$ 是给定的ω严格性要求最低的约束条件.

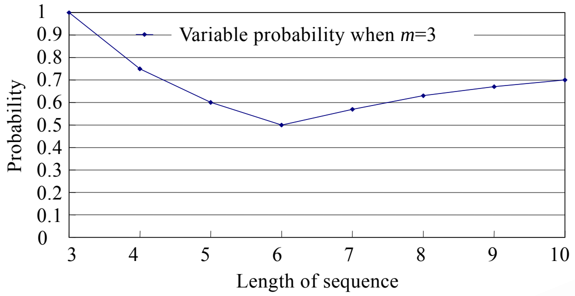

Fig.1 The changing value p when m=3 in example 3
图 1 例 3 中当 m=3 时 p 的变化图

定义 **10**. n 序列ω满足约束 $(\overline{m}, p)$,如果ω的任意子 k 序列中不包含最短长度大于 m 的坏序列$\left(k \geq \left\lceil \frac{m}{1-p} \right\rceil\right)$,且截止期满足的比例不小于 p.

当 $p \neq 1$ 时,

$$\omega \vdash (\overline{m}, p) \Leftrightarrow \forall \omega' \in S^k(\omega), 0^{m+1} \notin S^{m+1}(\omega'), \text{且} \frac{l^1(\omega')}{l(\omega')} \geq p\,;$$

当 p=1 时,

$$\omega \vdash (\overline{m}, p) \Leftrightarrow l^1(\omega)=n.$$

对一个具有 $(\overline{m}, p)$ 约束的任务流来说,在任意一个长度为 k 的窗口中, $k \geq \left\lceil \frac{m}{1-p} \right\rceil$,连续丢失的任务个数不能多于 m,否则该任务流不满足约束要求,而且在从 t=0 开始的不小于 k 的区间内,截止期满足的比例不少于 p,即对 n 序列ω,

$$\frac{l^1(\omega(1...k))}{l(\omega(1...k))} \geq p\,,\, k \geq \left\lceil \frac{m}{1-p} \right\rceil.$$

若 $\overline{m}$ 或 p 中任一条件不满足,则称该任务流不满足弱硬实时约束要求.

习惯上,对于任一 n 序列ω和弱硬实时约束λ,如果 $l(\omega) \leq \lambda.m$(对应(x,y)则为$\lambda.x$),则$\omega \vdash \lambda$.本文默认的地方假设 $l(\omega) \geq \lambda.k, l(\omega) \geq \lambda.y$ 或者 $l(\omega) \geq \left\lceil \frac{m}{1-p} \right\rceil$.

以上的各种约束相互之间都存在一定的关系.在实时网络应用(比如音频信号)的数据传输中,(m,k)-*firm* 约束能够概率保证任务的截止期满足,但不能准确描述该应用对连续任务丢失约束的特性; $\langle \overline{m,k} \rangle$ -*firm* 能够保证连续任务丢失上界,而对任务丢失概率的要求过于悲观.

本文提出的 $(\overline{m}, p)$ 约束既能约束任务截止期的连续错过,又能根据应用需求设置任务截止期满足概率,是一种更高粒度的约束要求.除了以上的弱硬实时约束之外,当然还可以利用其他一些约束模式,比如考虑任务之间包括周期在内的丢失约束关系、考虑相互之间具有资源约束关系的任务丢失的约束关系等.对于过于复杂的弱硬实时约束规范,虽然可以进行理论研究,但都很难应用于实际中.第 4 节中将简单介绍现有文献中已经求得的关系,并推断一些新的关系式.

4 弱硬实时约束关系严格性比较

对于具有不同的弱硬实时要求的实时应用,可以用不同的弱硬实时约束规范对其进行适当的描述.各弱硬实时约束之间关系可以相互转换,也可以对各约束规范的严格性进行比较,因此对同一实时应用的弱硬实时要求,也可以用不同的弱硬实时约束规范对其进行描述.

为便于研究,下面引用弱硬实时约束严格性定义[7].

定义 **11**. 给定两个约束λ,λ',如果所有满足约束λ的 n 序列,也都满足约束λ',则称约束λ比λ'要求更为严格(也称严格性强),表示为 $\lambda\preceq\lambda'$.

$$\lambda\preceq\lambda' \Leftrightarrow(\forall\omega\in\Sigma^n,\omega\vdash\lambda,\Rightarrow\omega\vdash\lambda').$$

根据上述定义,可以比较弱硬实时约束的严格性,同样可以定义具有等价严格性要求的弱硬实时约束,公式(3)给出了等价关系的描述.

$$\lambda\equiv\lambda'\Leftrightarrow(\lambda\preceq\lambda'\wedge\lambda\succeq\lambda') \tag{3}$$

如果所有的弱硬实时约束都可以比较严格性,并能探讨其等价关系,那么就可以用一种弱硬实时约束来统一描述现有的各种不同形式的约束规范,系统的可扩展性也可以严格按照弱硬实时约束的严格性来分类,从而实现系统的可扩展要求[12].但是,很多弱硬实时约束并不能比较约束严格性的强弱.从定义 11 的严格性比较可以推广到严格性无法比较的定义 12.

定义 **12**. 存在序列ω,ω',如果ω满足约束λ而不满足ω',且ω'满足约束λ'而不满足λ,则称约束λ',λ无法比较严格性,表示为$\lambda\npreceq\lambda'$或$\lambda\nsucceq\lambda'$.

$$(\lambda\npreceq\lambda')\vee\lambda\nsucceq\lambda'\Leftrightarrow\exists\omega,\omega'\in\Sigma^n,(\omega\vdash\lambda,\omega\nvdash\lambda')\wedge(\omega'\nvdash\lambda,\omega'\vdash\lambda').$$

例 4:对于约束$\lambda=(3,8)$-*firm* 和$\lambda'=(2,5)$-*firm*.如果给定的$\omega=00000111$,因为 $l^1(\omega)=3$,所以$\omega\vdash\lambda$.但是,$\min\{l^1(\omega')|\omega'\in S^5(\omega)\}=0<2$,所以$\omega$–$\lambda'$.因此$\lambda\npreceq\lambda'$.同样地,假如给定$\omega=00011000$,因为 $\min\{l^1(\omega')|\omega'\in S^5(\omega)\}=2\geq2$,所以$\omega\vdash\lambda$,而 $l^1(\omega)=2<3$,所以$\omega\nvdash\lambda$,因此$\lambda'\npreceq\lambda$.

显然,上述两个约束的严格性是无法比较的.在所有的约束中,(1,1)-*firm* 是具有最为严格的约束要求,称$\{(1,1)\}$为最严格约束集,只有好序列才能满足其约束要求.而相应的(0,1)-*firm* 则具有最不严格的约束要求,称$\{(0,1)\}$为最不严格约束集,包括坏序列在内的所有的序列都满足(0,1)-*firm* 约束要求.

对于以参数给定的各种弱硬实时约束,其严格性和参数的关系也是需要探讨的重点,部分比较常见的约束关系已有较多的研究[8],下面,我们将更深入地探讨它们之间的关系.

定理 **1**. (m,k)-*firm* 和 $\left(\overline{m,k}\right)$-*firm* 之间可以互相转换

$$(m,k)\text{-}firm\equiv\left(\overline{k-m}\right)\text{-}firm.$$

至少满足和至多错过实际上是两个等价的概念,只是从不同的着入点描述而已,证明略.

定理 **2**. (x,y) 和 $\left(\overline{m,k}\right)$-*firm*

$$(x=m)\wedge(y=k)\Leftrightarrow(x,y)=\left(\overline{m,k}\right)\text{-}firm.$$

这两种约束实际上具有同样的意思,只是不同的两位学者提出的不同表达方式而已.

但是在(x,y)提出以前,并没有专门针对研究基于 $\left(\overline{m,k}\right)$-*firm* 的算法,而基于$(x,y)$,文献[13]中提出了动态窗口约束调度 DWCS,并分析了弱硬实时系统的性能.

定理 **3**. $\left\langle\overline{m,k}\right\rangle$-*firm* $\equiv\left\langle\overline{m,k'}\right\rangle$-*firm*.

上面的等式是很显然的,证明过程是:令约束 $\lambda=\left\langle\overline{m,k}\right\rangle$-*firm*, $\lambda'=\left\langle\overline{m,k'}\right\rangle$-*firm*,$\forall\omega\in\Sigma^n$ $n>\max\{k,k^1\}$,如果$\omega\vdash\lambda$,那么 $0^{m+1}\notin S^{m+1}(\omega)$,如果 $0^{m+1}\notin S^{m+1}(\omega)$成立,根据定义 5,$\omega\vdash\lambda'$,故 $\lambda\preceq\lambda'$;用同样的方法可以证明 $\lambda'\preceq\lambda$.根据约束严格性等价公式(3),所以$\lambda\equiv\lambda'$,上式得到证明.

定理 3 说明,在最多连续截止期错过约束的讨论中,窗口的大小只要保证大于连续截止期错过值,即起不到约束的作用.一般可以把$\left\langle\overline{m,k}\right\rangle$-*firm* 写成$\langle\overline{m}\rangle$-*firm*.当 $m=k$ 时,$\left\langle\overline{m,k}\right\rangle$-*firm* 与$\langle\overline{m}\rangle$-*firm*,$m\rightarrow\infty$等价.这个定理也说明在设计调度算法时,只要保证任务连续丢失值不超过给定的约束$\langle\overline{m}\rangle$-*firm*.同样地,很容易证明下面的定理 4(过程略).

定理 **4**. $\langle\overline{m}\rangle$-*firm*$\preceq\left\langle\overline{m'}\right\rangle$-*firm* $\Leftrightarrow m\leq m'$.

但是,$\langle\overline{m}\rangle$-*firm* 约束并不能保证低截止期满足的概率的情况,对于$\langle\overline{m}\rangle$-*firm*,满足该约束要求的最差情况

的序列可以写成$\ldots 0^m10^m10^m1\ldots$,所以,满足该约束的截止期满足的最低概率可以是$\dfrac{1}{m+1}$.基于此,本文提出了$(\overline{m},p)$约束,通过任务丢失率的概率参数$p$来保证一定的截止期满足率,并给出了定理 5.

定理 5. $\left(\overline{m'},p\right)\preceq\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm \Leftrightarrow m'\le m,\ p\ge\dfrac{1}{m+1}$.

证明:如果$\left(\overline{m'},p\right)\preceq\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm$成立,$\forall n$ 序列$\omega,\omega\vdash\left(\overline{m'},p\right)$存在一个坏子序列$0^{m'}\in S^{m'}(\omega)$,则$0^{m'}\vdash\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm$.因为$\omega\vdash\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm$,则 $0^{m+1}\notin S^{m+1}(\omega)$,所以 $m'<m+1.m',m$ 都为正整数,所以 $m'\le m$.满足$\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm$的最差情况的序列为$\omega=\ldots10^m10^m10^m\ldots$,所以其概率最小值为$\dfrac{1}{m+1}$,所以$p\ge\dfrac{1}{m+1}$. $\left(\overline{m'},p\right)\preceq\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm\Rightarrow m'\le m,\ p\ge\dfrac{1}{m+1}$成立.

$\forall n$ 序列ω,如果$\omega\vdash\left(\overline{m'},p\right)$,则$0^{m'+1}\notin S^{m'+1}(\omega)$,如果 $m'\le m$,有 $0^{m+1}\notin S^{m+1}(\omega)$,则$\omega\vdash\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm$,所以$(\overline{m},p)\preceq\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm$.

给定序列ω=00010001(可以简写为0^310^31),当 $m=m'=3,\max\{l^0(S^3(\omega))\}=3\le3$,则$\omega\vdash\langle\overline{3}\rangle\text{-}firm$.

当 $p=0.5\ge\dfrac{1}{m+1}=0.25$ 时,根据定义 10,则$\omega\nvdash(\overline{3},0,5)$,所以$\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm\npreceq\left(\overline{m'},p\right)$.故 $m'\le m$, $p\ge\dfrac{1}{m+1}\Rightarrow\left(\overline{m'},p\right)\preceq\langle\overline{m}\rangle\text{-}firm$成立. □

$(\overline{m},p)$和其他约束($\left(\overline{m,k}\right)$-firm, $\left(\overline{m,k}\right)$-firm 等)也存在着约束严格性强弱和约束参数之间的关系,分析方法可以借鉴定理 5.

定理 6. $(m,k)\text{-}firm\preceq(p,q)\text{-}firm\Leftrightarrow p\le\max\left\{\left\lfloor\dfrac{q}{k}\right\rfloor m,\ q+\left\lceil\dfrac{q}{k}\right\rceil(m-k)\right\}$.

定理 6 提供了一种通用的同类(m,k)-*firm* 约束间互相比较的公式,通过该定理,可以求解出所有比(m,k)-*firm* 严格性弱的弱硬实时约束,文献[7]对其作了证明.

例 5:当 $m=10,k=12$ 时,比(p,q)-*firm* 具有更弱严格性的约束区域可以通过图 2 表示出来.

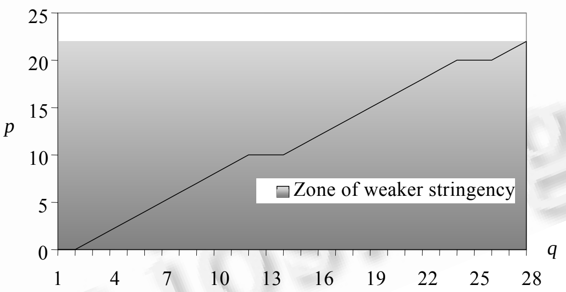

Fig.2 The (p,q)-*firm* zone that meets $(10,12)\text{-}firm\preceq(p,q)\text{-}firm$ in example 5

图 2 例 5 中满足$(10,12)\text{-}firm\preceq(p,q)\text{-}firm$的$(p,q)$-*firm* 区域

定理 7 阐述了截止期连续满足和截止期任意满足两个约束之间的一个比较关系.由于文献[8]对$\langle m,k\rangle$–*firm* 和(p,k)-*firm* 关系描述并不完整.本文给出一个完整的定理 7,并给出证明过程.

定理 7. $\langle m,k\rangle\text{-}firm\preceq(p,k)\text{-}firm\Rightarrow p\le k,p\ge0,((p\le4m-k-2)\wedge(2k-4m+2<k-2))\vee((p\le m)\wedge(2k-4m+2\ge k-m))$.

证明:$\forall n$ 序列$\omega,\omega\vdash\Sigma^n$,假如$\omega\vdash\langle m,k\rangle$-*firm* 约束,则在任意一个窗口 k 中,必然有一个长度为 m 的好序列 1^m,比如$\omega=0\ldots01^m0\ldots0$.最差情况的$\omega$序列为任意窗口 k 中仅含有一个连续的长度为 m 的好序列.假设这个 1^m 序列在窗口 k 的最左边,那么在窗口 k 的最右边的长度为 $m-1$ 的子序列必定是一个好序列 1^{m-1},否则,序列$\omega\nvdash\langle m,k\rangle\text{-}firm$.例如$\langle2,5\rangle$-*firm* 约束,$\omega'=\underbrace{11001}_{5}1001$,在第 1 个窗口中,显然最左边是 1^2,最右边是 1^1.

因此,在两个好序列 1^m 之间$\ldots0\underbrace{1^m0\ldots01^{m-1}}_{k}10\ldots$,至多 0 的个数可以表示为 $s=k-m-(m-1)=k-2m+1$ 个 $0.\omega\vdash$

$\langle m,k\rangle$-*firm* 的最差序列可以表示为ω=…$1^m0^s1^m0^s1^m$…在任意窗口 k 中,由于仅含有一个完整的 1^m 好序列,所以,0 的最多个数为 $\max\{l^0(S^k(\omega))\}=2s=2k-4m+2$.

情形 1:如果 $2k-4m+2<k-2$,则窗口中 1 的个数可以通过公式 $k-(2k-4m+2)=4m-k+2$ 得出.因为$\langle m,k\rangle$-*firm* $\preceq$ (p,k)-*firm* 成立,所以 $p\le 4m-k-2$.

情形 2:如果 $2k-4m+2\ge k-2$,显然对于约束$\langle m,k\rangle$-*firm*,任意窗口 k 中至少存在 m 个 1,所以 $p\le m$. □

当然,还可以定义其他各种约束规范之间的关系,并给予证明.但过于复杂的约束关系在实际中并不能很好地加以利用,而且更多的是约束之间无法证明其严格性的关系.

5 结 论

本文介绍了弱硬实时系统的概念以及定义,回顾了已有的弱硬实时约束规范和各约束之间的相互关系.从序列概念的角度重新定义了(x,y)约束,并与其他约束规范作了等价的定义;提出了一种新的约束规范 $(\overline{m},p)$,并和已有约束规范作了强弱的比较并给予了证明,丰富了弱硬实时系统理论.同时,修正了文献[8]中的一个约束强弱比较的定理.

致谢 感谢中法先进研究计划项目组的王智博士、Anis 博士,博士研究生尹红霞、李建等,感谢他们与我们的有益讨论.同时,也感谢审稿人对本文提出的宝贵意见.

References:

[1] Krishna CM, Shin KG. Real-Time System. Beijing: Tsinghua University Press, 2001.

[2] Stankovic JA, Spuri M, Ramanritham K, Buttazzo GC. Deadline Scheduling for Real-Time Systems: EDF and Related Algorithms. Boston: Kluwer Academic Publisher, 1991.

[3] Wang YJ, Chen QP. On Shedulability test of rate monotonic and its extendible algorithms. Journal of Software, 2004,15(6): 799−814 (in Chinese with English abstract). http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/799.htm

[4] El-Gendy MA, Bose A, Shin KG. Evolution of the Internet QoS and support for soft real-time applications. Proc. of the IEEE, 2003, 91(7):1086−1104.

[5] Buttazzo G, Spuri M, Sensini,F. Value vs. deadline scheduling in overload conditions. In: Proc. of the 16th IEEE Real-Time Systems Symp. Pisa: IEEE Computer Society Press, 1995. 210−219.

[6] Hamdaoui M, Ramanathan P. A dynamic priority assignment technique for streams with (m,k)-*firm* deadlines. IEEE Trans. on Computers, 1995,44(4):1443−1451.

[7] Guillem B. Specification and analysis of weakly hard real-time system [Ph.D. Thesis]. University of York, 1998.

[8] Guillem B, Burns A, Llamosi A. Weakly hard real-time systems. IEEE Trans. on Computers, 2001,50(4):308−321.

[9] Tu G. Research on scheduling algorithm of soft real-time system tasks [Ph.D. Thesis]. Wuhan: Huazhong University of Science and Technology, 2004 (in Chinese with English abstract).

[10] Chen JM. Weakly hard real-time system and its scheduling algorithms [Ph.D. Thesis]. Hangzhou: Zhejiang University, 2005 (in Chinese with English abstract).

[11] West R, Schwan K, Poellabauer C. Scalable scheduling support for loss and delay constrained media streams. In: Proc. of the 5th IEEE Real-Time Technology and Applications Symp. IEEE Computer Society Press, 1999. 24−35.

[12] Chen JM, Wang Z, Song YQ, Sun YX. Scalability and QoS guarantee for streams with (m,k)-firm deadline. Computer Standard and Interface, 2006,28(5):560−571.

[13] West R, Zhang YT, Schwan K, Poellabauer C. Dynamic window-constrained scheduling of real-time streams in media servers. IEEE Trans. on Computers, 2004,53(6):744−759.

附中文参考文献:

[3] 王永吉,陈秋萍.单调速率及其扩展算法的可调度性判定.软件学报,2004,15(6):799−814. http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/799.htm

[9] 涂刚.软实时系统任务调度算法研究[博士学位论文].武汉:华中科技大学,2004.

[10] 陈积明.弱硬实时系统及其调度算法[博士学位论文].杭州:浙江大学,2005.

陈积明(1978－),男,浙江瑞安人,博士,讲师,主要研究领域为弱硬实时调度,传感器网络.

孙优贤(1939－),男,教授,博士生导师,中国工程院院士,主要研究领域为复杂系统,鲁棒控制,容错控制,工业网络优化.

宋叶琼(1962－),男,博士,教授,主要研究领域为网络建模和性能评价,弱硬实时调度理论,实时分布式应用.

全国电子政务技术及应用学术研讨会(**EGTA 2007**)
征 文 通 知

中国计算机学会暨电子政务与办公自动化专委会决定于2007年9月14~16日在中国人民大学召开全国电子政务技术与应用学术研讨会，会议将就电子政务建设相关的关键共性技术、项目方案设计、实施与应用等问题进行深层次的研讨。

一、征文范围(包括但不限于)

电子政务组网关键技术	电子政务网络可信互联关键技术
电子政务门户技术	电子政务业务流程优化重组
数据库关键技术	信息检索与数据挖掘技术
工作流模型	电子政务应用支撑平台
XML与半结构化数据管理	组件与中间件技术
决策支持与分析技术	电子政务信息安全保障
电子政务应用系统设计	新技术在电子政务中的应用
电子政务优秀产品和技术	电子政务优秀实施案例分析

二、来稿要求和联系信息

详见大会网站：http://www.ruc.edu.cn/wisa2007/，http://www.neu.edu.cn/wisa2007/

三、重要日期

1．征文截至日期： 2007年4月1日

2．录用通知发出日期：2007年4月20日

3．正式论文提交日期：2007年5月10日

4．会议召开日期： 2007年9月14~16日