

# 基于 Petri 网和并发调度标识图的并发任务调度的建模与分析

韩耀军

(上海外国语大学国际工商管理学院信息管理系 上海 200083)

**摘要** 在云计算及网格计算环境下,由于资源具有分布、异构、动态、自治等特点,其并发任务的调度更加复杂,迫切需要强有力的图形与数学工具对其进行建模与分析。Petri 网是描述与分析并发、异步、动态等事件的理想的图形与数学工具。给出了并发任务调度的加权时延 Petri 网模型。可达标识图是分析 Petri 网动态特性的一个重要工具,但它不能表达 Petri 网中变迁的并发关系,尤其是不便于分析被描述系统的时间特性。提出了并发调度标识图的概念,给出了构造时延 Petri 网的并发调度标识图的算法。最后,利用并发调度标识图分析了并行下载的时间特性。

**关键词** 时延 Petri 网,并发可达调度图,并发任务,建模与分析

**中图分类号** TP301 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2014.07.021

## Petri Net- and Concurrent Scheduling Marking Graph-based Modeling and Analysis of Concurrent Tasks Scheduling

HAN Yao-jun

(Department of Information Management, College of International Business, Shanghai International Studies University, Shanghai 200083, China)

**Abstract** In cloud computing and grid computing environment, there is a need of powerful graphical and mathematics tools for modeling and analyzing concurrent tasks scheduling because these tasks have dynamic, distributed, and heterogeneous properties. Petri nets are promising tools for modeling and analyzing events that are characterized as being concurrent, asynchronous, and dynamic. The weighted timed Petri net (WTdPN) model for concurrent tasks was given in this paper. Reachable marking graph is a very important tool to analyze the dynamic properties of Petri nets, but the concurrent relation of transitions in Petri nets can not be represented by reachable marking graph. Especially, it is not convenient to analyze time performance of system modeled by Petri net for the reachable marking graph. This paper presented the concept of concurrent scheduling marking graph (CSMG) and gave an algorithm for constructing concurrent scheduling marking graph of WTdPN. Finally, we analyzed the time performance of parallel download system using CSMG of WTdPN.

**Keywords** Timed Petri net, Concurrent scheduling marking graph, Concurrent task, Modeling and analysis

## 1 引言

并发任务的调度是云计算<sup>[1]</sup>、网格计算<sup>[2]</sup>等分布式计算的重要任务,也是近几年研究的热点问题之一。目前,并发任务调度的研究主要集中在调度模型与调度算法<sup>[3]</sup>,而理想的图形表示与形式化描述并没有引起足够的重视。由于云计算与网格计算环境下的资源具有分布、异构、动态、自治等特点,因此其并发任务的调度更加复杂,迫切需要一个有力的图形与数学工具来描述与分析,以便帮助人们理解和分析其复杂的调度流程及性能。Petri 网是模拟与分析具有并发、异步、动态等特点的事件的有力工具<sup>[4,5]</sup>,因而得到越来越多的应用。已有不少学者用 Petri 网来模拟调度问题。W. M. P. van der Aalst 在文献[6]中用时延 Petri 网(timed Petri nets)模拟与分析了调度问题。该文提出了一种将任务、资源和限制映射到时延 Petri 网的方法。文献[7]给出了调度问题的层次

Petri 网(hierarchical Petri net-HPN)模型。但这些文献所讨论的资源是同构的单个资源,因此并不适合于云计算、网格计算等环境下异构的多资源的调度。近几年,已有部分文献讨论了网格计算环境下任务或资源调度问题的 Petri 网建模与分析<sup>[8-10]</sup>,在这些文献中,对系统的分析基本上都是基于可达标识图的分析。

可达标识图是分析 Petri 网动态特性的一个非常重要的工具。但基于可达标识图方法的主要弱点是所谓的状态空间的爆炸问题,即模型的状态空间随着实际系统的规模增大而呈指数增长。不少文献试图通过 Petri 网的化简、合并以及可达标识图的简化技术来解决状态空间的爆炸问题。另外,可达标识图不能表达 Petri 网中变迁的并发关系。文献[11]给出了并发可达图的概念及构造算法。并发可达图不仅可以表达 Petri 网中变迁的并发关系,而且在某种程度上可以减小可达标识图的大小。但文献[11]给出的并发可达图仅能够分析

到稿日期:2013-04-01 返修日期:2013-05-12 本文受上海市哲学社会科学规划一般课题:基于语义网格的多语言信息资源检索与调度研究(2010BTQ001),上海外国语大学校级重大科研项目,上海外国语大学国际工商管理学院高层次培育项目资助。

韩耀军(1957-),男,博士,教授,CCF 会员,主要研究方向为网格计算、云计算、Petri 网理论及应用、信息管理,E-mail:yjhan@shisu.edu.cn.

系统的吞吐量,不能分析系统的时间特性,因为该并发可达图是基于原始 Petri 网的。然而,对于并发任务的调度,为了评估其调度的性能,有必要用带时间因素的 Petri 网(如时延 Petri 网)对其加以模拟。而分析调度系统的时间特性(如周转时间)就需要构造时延 Petri 网的并发可达图。因此,本文提出了加权时延 Petri 网的并发调度标识图的概念,并给出了其构造算法。

## 2 基本概念

**定义 1**<sup>[5]</sup> 三元组  $N=(P, T, F)$  称为网的充分必要条件是:

- (1)  $P \cap T = \emptyset$ ;
- (2)  $P \cup T \neq \emptyset$ ;
- (3)  $F \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)$  (“ $\times$ ”为笛卡尔积);
- (4)  $\text{dom}(F) \cup \text{cod}(F) = P \cup T$ , 其中  
 $\text{dom}(F) = \{x \mid \exists y: (x, y) \in F\}$  为  $F$  的定义域,  
 $\text{cod}(F) = \{y \mid \exists x: (x, y) \in F\}$  为  $F$  的值域。

其中,  $P$  和  $T$  分别称为  $N$  的位置(place)集和变迁(transition)集,  $F$  为流关系(flow relation)。

**定义 2**<sup>[5]</sup> 四元组  $PN=(P, T; F, M_0)$  称为 Petri 网, 当且仅当

- (1)  $N=(P, T; F)$  是一个网;
- (2)  $M: P \rightarrow Z$  为标识函数, 其中  $M_0$  是初始标识,  $Z = \{0, 1, 2, \dots\}$  为非负整数集。

**定义 3**<sup>[5]</sup> 设  $PN=(P, T; F, M_0)$  是一个 Petri 网, 对于  $x \in P \cup T$ ,

- $\cdot x = \{y \mid (y, x) \in F\}$  称为  $x$  的输入集或前集;
- $x \cdot = \{y \mid (x, y) \in F\}$  称为  $x$  的输出集或后集。

**定义 4**<sup>[5]</sup> 设  $PN=(P, T; F, M_0)$  是一个 Petri 网。

(1) 变迁  $t \in T$  在标识  $M$  下称为使能的, 当且仅当  $\forall p \in \cdot t: M(p) \geq 1$ , 记作  $M[t]$ ;

(2) 若  $t$  在  $M$  下使能, 则  $t$  可以引发, 且引发后产生一个后继标识  $M'$ , 记作  $M[t]M'$ , 其中

$$M'(p) = \begin{cases} M(p) + 1, & \text{当 } p \in \cdot t - \cdot t \\ M(p) - 1, & \text{当 } p \in t \cdot - t \cdot \\ M(p), & \text{其它} \end{cases}$$

**定义 5**<sup>[5]</sup> 六元组  $\Sigma=(P, T; F, K, W, M_0)$  称作一个库所/变迁(P/T)系统, 其中

- (1)  $N=(P, T; F)$  为一个网;
- (2)  $W: F \rightarrow \{1, 2, \dots\}$  (正整数集) 称为权函数;
- (3)  $K: P \rightarrow \{1, 2, \dots\}$  (正整数集) 称为容量函数;
- (4)  $M: P \rightarrow \{0, 1, 2, \dots\}$  是一个标识, 满足  $\forall p \in P: M(p) \leq K(p)$ , 其中  $M_0$  是初始标识;

(5) 引发规则:

(5.1) 对于  $t \in T, M[t]$  的引发条件:

- $\forall p \in \cdot t: M(p) \geq W(p')$
- $\forall p \in t \cdot - \cdot t: M(p) + W(t, p) \leq K(p)$
- $\forall p \in t \cdot \cap \cdot t: M(p) + W(t, p) - W(p, t) \leq K(p)$

(5.2) 若  $M[t]M'$ , 对  $p \in P$ , 有

$$M'(p) = \begin{cases} M(p) - W(p, t), & \text{若 } p \in t \cdot - \cdot t \\ M(p) + W(t, p), & \text{若 } p \in \cdot t - \cdot t \\ M(p) + W(t, p) - W(p, t), & \text{若 } p \in \cdot t \cap t \cdot \\ M(p), & \text{其他} \end{cases}$$

对于一个 P/T 系统, 如果规定各个库所的容量都为无穷大, 则取消库所集上的容量函数而保留有向边集上的权函数, 得到一种网系统模型  $\Sigma=(P, T; F, W, M_0)$ , 称这种模型为加权 Petri 网(weighted Petri net)。

**定义 6**<sup>[12]</sup> 五元组  $TDPN=(P, T; F, M_0, D)$  是一个时延 Petri 网(timed petri nets), 当且仅当

- (1)  $(P, T; F, M_0)$  是一个 Petri 网;
- (2)  $D$  是一个由  $T$  到有理数的映射函数,  $\forall t \in T, D(t)$  是  $t$  引发的持续时间。

**定义 7**<sup>[5]</sup> 设  $PN=(P, T; F, M_0)$  是一个有界 Petri 网,  $PN$  的可达标识图定义为一个三元组  $RG(PN)=(R(M_0), E, P)$ , 其中

$$E = \{(M_i, M_j) \mid M_i, M_j \in R(M_0), \exists t \in T: M_i[t]M_j\};$$

$$P: E \rightarrow T, P(M_i, M_j) = t_k \text{ 当且仅当 } M_i[t_k]M_j$$

称  $R(M_0)$  为  $RG(PN)$  的顶点集,  $E$  为  $RG(PN)$  的弧集; 若  $P(M_i, M_j) = t_k$ , 则称  $t_k$  为弧  $(M_i, M_j)$  的旁标。

## 3 加权时延 Petri 网的并发调度标识图

**定义 8**<sup>[11]</sup> 设五元组  $\Sigma=(P, T; F, W, M_0)$  是一个加权 Petri 网,  $\|P\| = n$ 。  $\forall t \in T, n$  维向量  $C_{in}(t) = (x_1, x_2, \dots, x_n)$  和  $C_{out}(t) = (y_1, y_2, \dots, y_n)$  分别称为变迁  $t$  的输入和输出向量。其中

$$x_i = \begin{cases} W(p_i, t), & \text{若 } p_i \in \cdot t \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad i = 1, 2, \dots, n$$

$$y_j = \begin{cases} W(t, p_j), & \text{若 } p_j \in t \cdot \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad j = 1, 2, \dots, n$$

**定理 1**<sup>[11]</sup> 设五元组  $\Sigma=(P, T; F, W, M_0)$  是一个加权 Petri 网,  $R(M_0)$  是可达标识集。  $\forall M \in R(M_0), t_1, t_2, \dots, t_k \in T$  ( $k \geq 2$ ) 称为在标识  $M$  是并发的, 当且仅当

$$M \geq C_{in}(t_1) + C_{in}(t_2) + \dots + C_{in}(t_k)$$

**定义 9** 六元组  $WTdPN=(P, T; F, W, M_0, D)$  称为一个加权时延 Petri 网, 当且仅当

- (1)  $(P, T; F, W, M_0)$  是一个加权 Petri 网;
- (2)  $D$  是一个由  $T$  到有理数的映射函数。  $\forall t \in T, D(t)$  是  $t$  引发的持续时间。

**定义 10** 设  $WTdPN=(P, T; F, W, M_0, D)$  是一个加权的时延 Petri 网,  $R(M_0)$  是可达标识集。 加权时延 Petri 网的并发调度标识图(concurrent scheduling marking graph, CSMG) 定义为一个边上带有标记的有向图:

$$CSMG(WTdPN) = (V, E, F, FC), \text{ 其中}$$

- (1)  $V = \{R(M_0)\}$ ;
- (2)  $E = \{(M_i, M_j) \mid M_i, M_j \in R(M_0), \exists t \in T: M_i[t]M_j\}$ ;
- (3)  $F(E) = t/[td]$ , 其中  $td$  是变迁  $t$  引发的持续时间。
- (4)  $FC(E) = t_1 \parallel t_2 \parallel \dots \parallel t_k/[mt]$ , 其中  $t_1, t_2, \dots, t_k$  是在  $M_i$  可以引发的并发变迁,  $mt = \max\{td_1, td_2, \dots, td_k\}$ ,  $td_i$  是变迁  $t_i$  ( $i = 1, 2, \dots, k$ ) 引发的持续时间。

下面给出构造加权时延 Petri 网的并发调度标识图的算法。

**算法 1** 构造加权时延 Petri 网的并发调度标识图的算法

- 输入: 加权时延 Petri 网  $WTdPN=(P, T; F, W, M_0, D)$   
 输出: 并发调度标识图  $CSMG(WTdPN)=(V, E, F, FC)$
- (1) 对每一个变迁  $t \in T$   
 构建输入向量  $C_{in}(t)$  和输出向量  $C_{out}(t)$

- (2) 设  $V = \{M_0\}, E = \{\varphi\}, CE = \{\varphi\}, M_0$  标记为“新”
- (3) 如果  $V$  中无“新”结点, 则算法终止, 否则转(4)
- (4) 从  $V$  中选择一个“新”标识  $M$ , 并且将  $M$  标记为“旧”
- (5) 果在  $M$  中不存在使能的变迁, 则将  $M$  标记为“终端”结点并转(3)
- (6) 对每一个在  $M$  使能的变迁  $t \in T$
- 构建并发变迁集  $CT = \{t_{i1}, t_{i2}, \dots, t_{ik}\}$  和非并发变迁集  $NT = \{t_{j1}, t_{j2}, \dots, t_{jk2}\}$
- (7) 对每一个在  $M$  下使能的非并发变迁  $t \in NT$
- (7.1)  $t$  引发后产生一个  $M$  的后继标识  $M'$
- (7.2) 如果  $M' \notin V$ , 则  $V = V + \{M'\}$  并标记  $M'$  为“新”
- (7.3)  $E = E + \{(M, M')\}$ , 用  $t/[td]$  标记  $(M, M')$ , 其中  $td$  是变迁  $t$  发生的持续时间
- (8) 对在  $M$  下使能的并发变迁  $ct = \{t_{i1}, t_{i2}, \dots, t_{ik}\} \in CT$
- (8.1) 并发变迁  $ct = \{t_{i1}, t_{i2}, \dots, t_{ik}\}$  引发后产生一个  $M$  的后继标识  $M'$
- (8.2) 如果  $M' \notin V$ , 则  $V = V + \{M'\}$  并标记  $M'$  为“新”
- (8.3)  $E = E + \{(M, M')\}$ , 用  $t_{i1} || t_{i2} || \dots || t_{ik} / [mt]$  标记  $(M, M')$ , 其中  $M' = M - (C_{in}(t_{i1}) + C_{in}(t_{i2}) + \dots + C_{in}(t_{ik})) + (C_{out}(t_{i1}) + C_{out}(t_{i2}) + \dots + C_{out}(t_{ik}))$ ,  $mt = \max\{td_{i1}, td_{i2}, \dots, td_{ik}\}$ ,  $td_{ij}$  是变迁  $t_{ij}$  发生的持续时间,  $j=1, 2, \dots, k$
- (9) 去掉  $M$  的“新”标记, 然后转(3)

算法 1 的正确性由 WTdPN 和 CSMG 的定义容易证明。

**命题 1** 设  $CSMG = (V, E, F, CF)$  是加权时延 Petri 网 WTdPN 的并发调度标识图, 则 WTdPN 所描述的并发任务调度所用的总时间(makespan)可由以下公式计算:

$$makespan = \max_{1 \leq i \leq p} \left\{ \sum_{j=1}^{p_i} dt_{ij} \right\} \quad (1)$$

式中,  $dt_{ij}$  是 CSMG 的边  $e \in E$  的标记,  $p$  是从  $M_0$  到“终端”结点的路径个数,  $p_i$  是路径  $p_i$  上边的个数。

## 4 并行下载的建模与分析

本节以数据网格中并行下载为例, 讨论其加权时延 Petri 网的建模与并发调度标识图的构建与分析。

### 4.1 并行下载的工作流

首先给出如图 1 所示的并行下载的简单工作流。

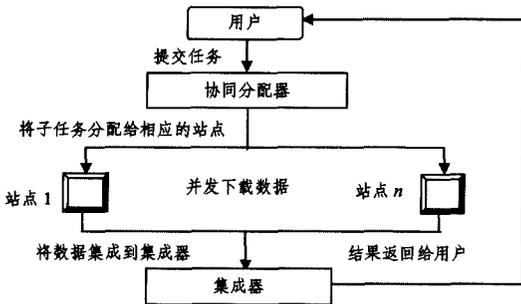


图 1 并行下载的简单工作流

工作流程如下:

- (1) 用户将任务提交给协同分配器。
- (2) 协同分配器将任务分成若干子任务, 然后将子任务分配到选择的站点。这些子任务可以从若干站点并行下载。
- (3) 各站点下载的数据被发送到集成器。
- (4) 集成器将集成后的数据返回给用户。

### 4.2 并行下载的加权时延 Petri 网

为表述方便起见, 假设在一数据网格系统中有 3 个站点, 该系统可以提供数据的并行下载。描述该并行下载的加权时

延 Petri 网在定义 11 中给出。

**定义 11** 数据网格中并行下载的加权时延 Petri 网是一个六元组  $WTdPN = (P, T, F, W, M_0, D)$ , 其中

$P = \{p_1, p_2, p_4, p_5\} \cup \{p_{3i} | i=1, 2, 3\}$  是位置的有限集合, 各位置的含义见表 1;

$T = \{t_1, t_2, t_4\} \cup \{t_{3i} | i=1, 2, 3\}$  是变迁的有限集合, 各变迁的含义见表 1;

$F \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)$  是弧的有限集合;

$W(p_4, t_4) = W(t_4, p_5) = 3, \forall f \in F \wedge f \neq (p_4, t_4) \wedge f \neq (t_4, p_5), W(f) = 1;$

$M_0(p_1) = 1, M_0(p_2) = M_0(p_4) = M_0(p_5) = 0;$

$M_0(p_{3i}) = 0, i=1, 2, 3.$

$D(t_1) = D(t_2) = D(t_4) = 0;$

$D(t_{3i}) = [dt_i]$ , 其中  $dt_i$  是从站点  $i$  下载数据的时间,  $i=1, 2, 3.$

表 1 图 2 中位置和变迁的描述

位置	描述	变迁	描述
$P_1$	用户准备提交的任务	$t_1$	提交任务
$P_2$	待划分和提交的任务	$t_2$	将任务划分成 3 个子任务并分配子任务
$P_{31}$		$t_{31}$	
$P_{32}$	各站点待下载的数据	$t_{32}$	从各站点并行下载数据
$P_{33}$		$t_{33}$	
$P_4$	待集成的数据	$t_4$	集成数据
$P_5$	结果返回给用户		

数据网格中并行下载的加权时延 Petri 网 WTdPN 的图表示如图 2 所示。

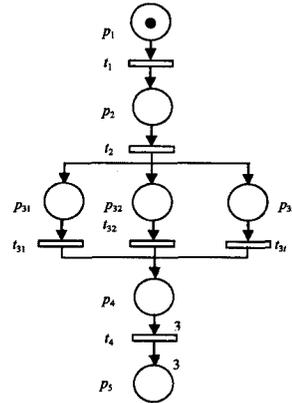


图 2 并行下载的加权时延 Petri 网

### 4.3 并行下载系统的性能分析

假定从 3 个站点下载数据所用的时间分别为 10、20 和 15。

首先, 我们根据算法 1 来构造图 2 所示的并行下载的加权时延 Petri 网的并发调度标识图 CSMG。

(1) 根据定义 8 构建各变迁的输入和输出向量。

$C_{in}(t_1) = (1, 0, 0, 0, 0, 0, 0), C_{out}(t_1) = (0, 1, 0, 0, 0, 0, 0)$

$C_{in}(t_2) = (0, 1, 0, 0, 0, 0, 0), C_{out}(t_2) = (0, 0, 1, 1, 1, 0, 0)$

$C_{in}(t_{31}) = (0, 0, 1, 0, 0, 0, 0), C_{out}(t_{31}) = (0, 0, 0, 0, 0, 1, 0)$

$C_{in}(t_{32}) = (0, 0, 0, 1, 0, 0, 0), C_{out}(t_{32}) = (0, 0, 0, 0, 0, 1, 0)$

$C_{in}(t_{33}) = (0, 0, 0, 0, 1, 0, 0), C_{out}(t_{33}) = (0, 0, 0, 0, 0, 1, 0)$

$C_{in}(t_4) = (0, 0, 0, 0, 0, 3, 0), C_{out}(t_4) = (0, 0, 0, 0, 0, 0, 3)$

(2) Let  $V = \{M_0\}, E = \{\varphi\}, CE = \{\varphi\}$ , 标记  $M_0$  为“新”。

(2.1) 从  $V$  中选择一个“新”标识  $M_0$ , 并且将  $M_0$  标记为

“旧”。在  $M_0$  下,只有变迁  $t_1$  是使能的,故并发变迁集  $CT = \{\varphi\}$ ,非并发变迁集  $NT = \{t_1\}$ 。

非并发变迁  $t_1 \in NT$  引发后产生  $M_0$  的后继标识  $M_1$ ,标记  $M_1$  为“新”。

$V = \{M_0, M_1\}, E = \{(M_0, M_1)\}, (M_0, M_1)$  的标记为  $t_1/[0]$ 。

(2.2)选择“新”标识  $M_1$ ,并且将  $M_1$  标记为“旧”。在  $M_1$  下,只有变迁  $t_2$  是使能的,故并发变迁集  $CT = \{\varphi\}$ ,非并发变迁集  $NT = \{t_2\}$ 。

非并发变迁  $t_2 \in NT$  引发后产生  $M_1$  的后继标识  $M_2$ ,标记  $M_2$  为“新”。

$V = \{M_0, M_1, M_2\}, E = \{(M_0, M_1), (M_1, M_2)\}, (M_1, M_2)$  的标记为  $t_2/[0]$ 。

(2.3)选择“新”标识  $M_2$ ,并且将  $M_2$  标记为“旧”。在  $M_2$  下,变迁  $t_{31}, t_{32}, t_{33}$  都是使能的,由于  $M_2 = (0, 0, 1, 1, 1, 0, 0)$ ,  $C_m(t_{31}) + C_m(t_{32}) + C_m(t_{33}) = (0, 0, 1, 1, 1, 0, 0)$ , 得出  $M_2 = C_m(t_{31}) + C_m(t_{32}) + C_m(t_{33})$ , 根据定理 1, 得知  $t_{31}, t_{32}, t_{33}$  为并发变迁。故并发变迁集  $CT = \{\{t_{31}, t_{32}, t_{33}\}\}$ ,非并发变迁集  $NT = \{\varphi\}$ 。

并发变迁  $ct = \{t_{31}, t_{32}, t_{33}\} \in CT$  引发后产生  $M_2$  的后继标识  $M_3$ ,标记  $M_3$  为“新”。

$M_3 = M_2 - (C_m(t_{31}) + C_m(t_{32}) + C_m(t_{33})) + (C_{out}(t_{31}) + C_{out}(t_{32}) + C_{out}(t_{33})) = (0, 0, 1, 1, 1, 0, 0) - (0, 0, 1, 0, 0, 0, 0) - (0, 0, 0, 1, 0, 0, 0) - (0, 0, 0, 0, 1, 0, 0) + (0, 0, 0, 0, 0, 1, 0) + (0, 0, 0, 0, 0, 1, 0) + (0, 0, 0, 0, 0, 1, 0) = (0, 0, 0, 0, 0, 3, 0)$

$V = \{M_0, M_1, M_2, M_3\}, E = \{(M_0, M_1), (M_1, M_2), (M_2, M_3)\}, mt = \max\{10, 20, 15\} = 20$ , 故  $(M_2, M_3)$  的标记为  $t_{31} \parallel t_{32} \parallel t_{33}/[20]$ 。

(2.4)选择“新”标识  $M_3$ ,并且将  $M_3$  标记为“旧”。在  $M_3$  下,只有变迁  $t_4$  是使能的,故并发变迁集  $CT = \{\varphi\}$ ,非并发变迁集  $NT = \{t_4\}$ 。

非并发变迁  $t_4 \in NT$  引发后产生  $M_3$  的后继标识  $M_4$ ,标记  $M_4$  为“新”。

$V = \{M_0, M_1, M_2, M_3, M_4\}, E = \{(M_0, M_1), (M_1, M_2), (M_2, M_3), (M_3, M_4)\}, (M_3, M_4)$  的标记为  $t_4/[0]$ 。

(2.5)选择“新”标识  $M_4$ ,并且将  $M_4$  标记为“旧”。由于在  $M_4$  下没有使能的变迁,因此标记  $M_4$  为“端点”。

由于  $V$  中无“新”结点,因此 CSMG 的构造过程结束。

图 2 所示的 Petri 网的 CSMG 的图形表示如图 3 所示,相应的可达标识图如图 4 所示。

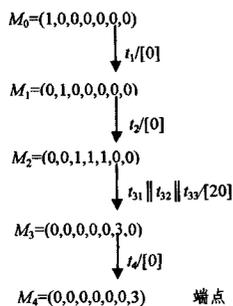


图 3 图 2 的并发调度标识图

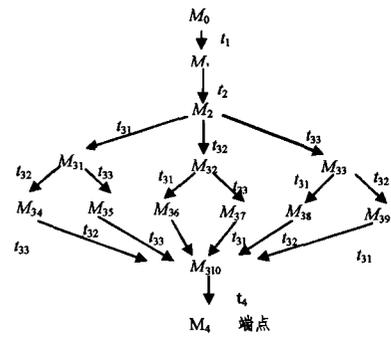


图 4 图 2 的可达标识图

根据命题 1,从图 3 可以得出并行下载总的完成时间是 20。

通过对图 3 和图 4 的比较可以看出,本文给出的并发调度标识图不仅可以表达 Petri 网中变迁的并发关系,分析被描述系统的时间特性,而且可以减小图形的大小。图 4 是用现有的可达标识图的构造方法所构造出的图 2 所示的 Petri 网的可达标识图,它共有 14 个结点、18 条边,而用本文所给出的并发调度标识图的构造方法所构造出的图 2 所示的 Petri 网的并发可达标识图只有 5 个结点、4 条边,因此,图形的规模可以极大地减小。

**结束语** 本文针对可达标识图不能表达 Petri 网中变迁的并发关系,以及不便分析被描述系统的时间特性的问题,提出了加权时间 Petri 网的并发调度标识图的概念,给出了构造时延 Petri 网的并发调度标识图的算法;并且根据并发调度标识图给出了计算并发任务调度的最终完成时间的计算公式。最后以并行下载作为并发任务调度的例子,构造了并行下载的加权时延 Petri 网,并且给出其并发调度标识图的整个构造过程。从所构造的并发调度标识图来看,它不仅可以表达 Petri 网中变迁的并发关系,方便分析被描述系统的时间特性,而且可以减小图形规模, Petri 网中的并发变迁越多,与可达标识图相比,并发调度标识图的图形规模减小的越多。

## 参考文献

- [1] Foster I, Kesselman C, Tueche S. The Anatomy of the grid: enabling scalable virtual organizations[J]. International Journal of High Performance Computing Applications, 2001, 15(3): 200-222
- [2] Weiss A. Computing in the Cloud [J]. ACM Networker, 2007, 11:18-25
- [3] Maheswaran M, Siegel H J, et al. Dynamic Matching and Scheduling of a Class of Independent Tasks onto Heterogeneous Computing Systems[C]// Proceedings of the 8th IEEE Heterogeneous Computing Workshop. San Juan, Puerto Rico; IEEE Computer Society Press, 1999: 30-44
- [4] Murata T. Petri Nets; Properties, Analysis and Application[J]. Proceedings of IEEE, 1989, 77(4): 541-584
- [5] 吴哲辉. Petri 网导论[M]. 北京:机械工业出版社, 2006
- [6] van der Aalst W M P. Petri net based scheduling, Computing Science Reports[R]. No. 95, Eindhoven University of Technology, 1995
- [7] 于达,张钊,陈陈. 调度问题的 HPN 模型研究[J]. 计算机研究

[8] 熊曾刚,杨扬,曾明. 基于 Petri 网的两阶段网格任务调度模型与分析[J]. 通信学报,2009,30(8):69-77

[9] 胡志刚,谌任,陈华全. 一种改进的网格资源调度算法及其有色 Petri 网建模和分析[J]. 小型微型计算机系统,2007,28(2):229-232

[10] 韩耀军. 基于 QoS 的信息网格资源调度的建模与分析[J]. 情报

[11] Zhang Jin-quan, Ni Li-na, Jiang Chang-jun. An Algorithm to Construct Concurrent Reachability Graph of Petri Nets [J]. Journal of Donghua University; Eng. Ed., 2004, 21(3):180-184

[12] Zuberek W M. Timed Petri nets: definitions, properties and applications[J]. Microelectronics and Reliability, 1991, 31(4):627-644

(上接第 104 页)

#### 4.2 系统运行流程

(1)用户在访问 Web 服务安全组合资源前,首先向身份认证服务器 IAS 证实自己的身份,获取身份认证信息,得到身份认证信息后,向 Web 服务安全组合应用引擎发送组合服务资源访问请求。

(2)业务流程访问授权执行点 AEP 接收用户请求并将请求信息传递给访问授权决策点 ADP,由 ADP 向 ASI 发出活动状态查询的布尔请求。

ASI 查询活动在流程会话期的状态信息并返回“是”或“否”的可执行状态决策。ADP 依据 ADABM 授权约束规则和授权激活条件,结合 ASI 返回信息,进行 BPEL4WS 活动访问授权判决,若判决结果为“是”,则激活用户访问授权并授予 AEP 执行当前活动所需的最小权限,同时收回用户拥有的其他活动访问许可;若为“否”,则将拒绝访问决策传递给 AEP,由 AEP 将拒绝访问的结果返回给用户。

(3)BPEL4WS 中的每个活动在上下文驱动下经历状态变迁,依照设定逻辑顺序自动执行。依据授权约束规则和授权激活条件,ASI 记录并实时更新执行会话期业务流程活动的启动、激活、完成和夭折等状态信息。

当轮到某个活动执行时,由系统自动标识,然后等待访问主体激活。活动被激活,活动状态信息就自动记入活动信息库。一旦活动处于终止态或夭折态,系统即在活动信息库中标识该任务已经终止,根据上下文启动后续活动准备执行。

(4)在流程活动实例的生命期内,BPEL4WS 引擎启动活动与该活动所绑定自治 Web 服务资源的运行时会话,同时密切监控 ASI 中的活动状态信息。若活动状态被标识变为终止,则回收资源访问授权,授权的激活与回收在上下文驱动下与 BPEL4WS 流程业务执行动态同步进行。

**结束语** 组合 Web 服务构建于开放的分布式网络环境中<sup>[14]</sup>,合理有效的访问控制机制是 BPEL4WS 安全应用的难点<sup>[15]</sup>。本文提出了一种面向活动的 BPEL4WS 动态访问授权模型(ADABM)。与已有的 BPEL4WS 安全访问模型相比,ADABM 模型具有上下文感知、动态访问决策、细粒度授权管理等特性,特别适合于 Web 服务基于 BPEL4WS 流程活动分工性、依赖性和交互性的资源安全组合环境。本文对组合 Web 服务业务流程访问控制的研究还需要不断完善。建立一套合理有效的授权验证机制,维护访问控制授权约束的一致性,将是下一步主要研究的内容。

#### 参考文献

[1] 宋巍,唐金辉,张功萱,等. WS-BPEL 服务可替换性分析[J]. 中国科学:信息科学,2012,42(3):264-279

[2] Ahmed A. A compliance management framework for Business Process models[D]. Potsdam; University of Potsdam, 2010

[3] Kristof G. Adaptive workflow composition in service-based systems[D]. Leuven; Katholieke University, 2012

[4] Manuel M, vNicola D. Implementing workflow reconfiguration in WS-BPEL[J]. Journal of Internet Services and Information Security, 2012, 2(2): 73-92

[5] Roman K. Provision of service level agreements in human-enhanced service-oriented computing environments[D]. Vienna; Vienna University of Technology, 2012

[6] Zahra D, Behrouz T L. A model for specification, composition and verification of access control policies and its application to web services[J]. Journal of Information Security, 2012, 3(2): 103-120

[7] Mark S, Jan M. Modeling process-related RBAC models with extended UML activity models [J]. Information and Software Technology, 2011, 53(2): 456-483

[8] Yu Ding-guo. Role and task-based access control model for web service integration [J]. Journal of Computational Information Systems, 2012, 8(7): 2681-2689

[9] Ganna M, Achim D, et al. Security and Safety of Assets in Business Processes[C]//Proceedings of the 27th Symposium on Applied Computing. 2011:05-12

[10] Wang Xin. A framework to manage message level authorization in service oriented collaborative business processes [D]. Melbourne; Victoria University, 2010

[11] Bertino E, Martino D L, et al. Security for Web services and service-oriented architectures[M]. Berlin; Springer, 2010: 170-175

[12] 上超望,刘清堂,等. 组合 Web 服务访问控制技术综述[J]. 计算机科学, 2011, 42(3): 264-279

[13] Allison D S, Miriam A M, Capretz H F, et al. Privacy Protection Framework with Defined Policies for Service-Oriented Architecture [J]. Journal of Software Engineering and Applications, 2012, 9(5): 200-215

[14] Thuemmler C, Fan L, et al. E-Health; Chances and Challenges of Distributed, Service oriented Architectures [J]. Journal of Cyber Security and Mobility, 2012, 1(1): 37-52

[15] Mohsen R. Security analysis for web services compositions [J]. International Journal of Scientific & Engineering Research, 2012, 3(5): 1-8