

Petri 网的同步距离计算^{*})

张金泉 倪丽娜 蒋昌俊

(同济大学计算机科学与工程系 上海 200092) (山东科技大学信息科学与工程学院 青岛 266510)

摘要 同步距离是刻画事件之间同步关系的一个重要的定量分析手段。本文提出了同步距离计算网 SDCNet 的概念模型并讨论了计算同步距离的几个结论,给出了 S-元中初始标识的配置算法以及以此为基础计算同步距离的算法。分析表明该算法与可覆盖性树的生成算法具有相同的复杂性。

关键词 Petri 网,同步距离,S-元,同步距离计算网(SDCNet)

An Algorithm of Computing Synchronic Distance in Petri Nets

ZHANG Jin-Quan NI Li-Na JIANG Chang-Jun

(Department of Computer Science, Tongji University, Shanghai 200092)

(College of Information Science & Engineering, Shandong University of Science & Technology, Qingdao 266510)

Abstract The synchronic distance is an important analyzing metric to describe the synchronic relationship between two events. The concept model SDCNet (synchronic distance computing net) is presented and some conclusions of computing synchronic distance are discussed. The algorithm of setting initial markings in S- elements is given and that of computing synchronic distance basing on the first algorithm is also presented. The analysis shows that the algorithms have the same complexity as that of constructing coverability tree.

Keywords Petri net, Synchronic distance, S- element, Synchronic distance computing net(SDCNet)

1 引言

Petri 网作为描述异步并发现象的系统模型在许多领域得到了广泛应用^[1-4],尤其是在并发系统中更显示出独特的优越性。在许多系统设计中,必须考虑信息的发送、传递、接收等动作间的同步,事件(动作)之间的同步关系可以通过同步距离进行定量刻画。同步距离是描述两个事件间同步的一个重要的系统恒定性质,反映了两个变迁之间的独立程度,非常适合度量基于 Petri 网的源模型中最大定向信号的规模。

C. A. Petri 在文[5]中最先将“同步距离”的概念引入 Pe-

tri 网,文[6]给出了 Petri 网中变迁之间同步距离的计算公式,基于此公式,T-图^[6]、出现网^[7]和 S-图^[8]中同步距离的计算有较简洁的算法,而一般 Petri 网中变迁的同步距离计算还没有一个较好的方法。同时,由文[6]给出的同步距离计算公式对一般的 Petri 网还存在一定的问题。在如图 1(a)所示的 Petri 网中,所有可能的引发序列为: $t_1, t_2, t_1 t_2 t_3$ 和 $t_2 t_1 t_3$,这样由文[6]中公式计算得到 t_1 和 t_2 之间的同步距离 $d_{12} = 1$ 。而在初始标识下 t_1 和 t_2 处于并发,因此同步距离 $d_{12} \geq 2$ 。在此网中 t_1 和 t_2 之间同步距离不可能大于 2,因此 $d_{12} = 2$ 。这就出现了矛盾。

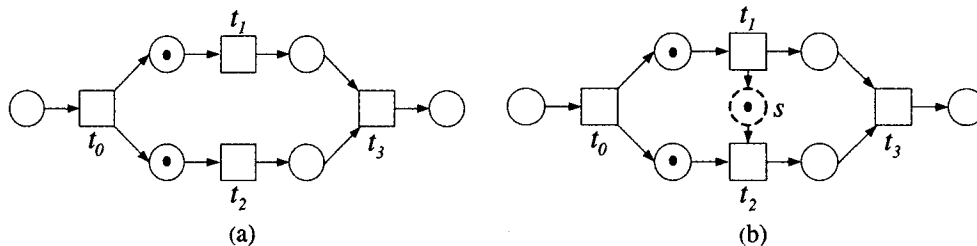


图 1 一个 Petri 网及其添加 S-元的网

为了解决这个问题,文[9]给出了 S-元方法。即,为了解网系统运行过程中 t_1 和 t_2 的同步情况,添加一个位置 s 元素作为观察窗口, $s = \{t_1\}, s' = \{t_2\}$, s 中可以盛放托肯,且容量为无限大,而且为了不影响原系统的动态行为, s 中已放入足够多的托肯。这样, t_1 引发一次,在 s 中放入一个托肯; t_2 引发一次,从 s 中移走一个托肯。 s 中拥有的最大托肯数就是 t_1 和 t_2 之间的同步距离。如图 1(b)所示,由于 t_2 仅能引发

一次,在 s 中只需放入一个托肯就不会影响 t_2 的引发;又 t_1 引发一次时,在 s 放入一个托肯,且 t_1 仅能引发一次,所以 s 中最多有 2 个托肯。因此, t_1 和 t_2 之间同步距离 $d_{12} = 2$ 。

文[9]没有给出在 S-元中配置初始托肯的方法。然而,在一个 S-元中至少加入多少个托肯才不会影响系统的行为,不是仅通过初始标识就能立即得到的,必须通过网系统的运行才能正确给出 S-元中的初始托肯数。在图 2 所示的 Petri

^{*})国家杰出青年基金(No. 60125205),国家 863 计划项目(2002AA1Z2102A)资助。张金泉 博士研究生,讲师,主要研究方向:Petri 网理论及应用、网格计算、并行处理;倪丽娜 博士研究生,副教授,主要研究方向:Petri 网理论及应用、网格计算、并行处理;蒋昌俊 教授,博士生导师,主要研究方向:Petri 网理论及应用、网格计算、并发理论与并行处理。

网中,为了计算 t_1 和 t_3 、 t_1 和 t_4 之间的同步距离,在 t_1 和 t_3 之间、 t_1 和 t_4 之间分别增加了 S -元 s_1 和 s_2 。在初始标识下, t_1 可以引发一次,但是实际上, t_1 可以引发两次, t_2 、 t_3 和 t_4 可以各引发一次。在 s_1 中只需含有一个托肯就可以不影响 t_1 的引发,而在 s_2 中必须含有两个托肯才不会影响 t_1 的引发。因此,仅由初始标识不能确定 S -元中应放入的托肯数。

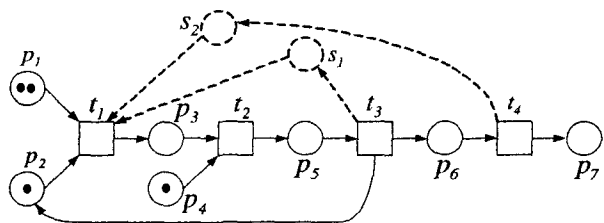


图2 一个用于演示初始托肯配置的 Petri 网

本文给出了一般 Petri 网在 S -元中配置初始托肯数的算法,然后基于此算法给出了计算任意两个变迁之间同步距离的算法。在第2节提出了同步距离计算网 SDCNet 的概念模型以及计算同步距离的几个结论,如何在 S -元中配置初始托肯以及计算同步距离的算法在第3节中给出,第4节给出了演示算法结果的例子。

2 同步距离计算网 SDCNet

关于 Petri 网的基本概念和结论见文[10],在此我们仅列出同步距离的定义。

定义 1^[6] 设 $\Sigma = (P, T; F, M_0)$ 是一个标识 Petri 网, $\forall t_1, t_2 \in T$, t_1 和 t_2 之间的同步距离 d_{12} 定义为

$$d_{12} = \max_{\sigma} | \#(t_1/\sigma) - \#(t_2/\sigma) | \quad (1)$$

其中 σ 是在任意一个可达标识 $M \in R(M_0)$ 下的引发序列, $\#(t_i/\sigma)$ 是变迁 t_i ($i=1,2$) 在序列 σ 中的出现次数。□

如果两个变迁之间的同步距离为任意大,(1)式可以正确地计算得到,仅当同步距离为一个有限值时,才可能出现偏差。

定义 2^[9] 设 $\Sigma = (P, T; F, M_0)$ 是一个标识 Petri 网, $\forall t_1, t_2 \in T$, t_1 和 t_2 之间的同步距离 d_{12} 定义为

$$d_{12} = \max_{\rho \in \pi} | Occ(t_1, \rho) - Occ(t_2, \rho) | \quad (2)$$

其中 π 是 Σ 的所有进程的集合, $Occ(t_i, \rho)$ 是 t_i ($i=1,2$) 在进程 ρ 中引发的次数,正向发生为+1,反向发生为-1。

定义 1 与定义 2 的区别在于:(2)式中给出了事件的反向发生,这正是在 S -元中可以观测到的结果。当两个变迁之间 (t_1 和 t_2) 的同步距离为任意大时,(1)式和(2)式都可以正确地计算得到,即存在一个序列 σ , t_1 和 t_2 在 σ 中出现次数的差值没有上限,同时也存在一个进程 ρ , t_1 和 t_2 在 ρ 中引发次数的差值也没有上限。当同步距离为一个有限值时,(2)式可以正确地给出该值,而(1)式给出的值可能偏小。

定义 3 设 $\Sigma = (P, T; F, M_0)$ 是一个标识 Petri 网, $\| T \| = n, R(M_0)$ 是可达标识集,称 $\Sigma_{sd} = (P \cup S, T; F \cup F_s, M'_0)$ 是 Σ 的同步距离计算网 SDCNet,若满足

- 1) $S = \{s_{ij} \mid i=1, \dots, n-1; j=i+1, \dots, n\}$ 是 S -元集合;
- 2) $F_s = \{ \langle s_{ij}, t_i \rangle \mid s_{ij} \in S, i < j \leq n \} \cup \{ \langle t_j, s_{ij} \rangle \mid s_{ij} \in S, 1 \leq i < j \}$;
- 3) $M'_0 = M_0 \circ M_s$ (\circ 表示向量的连接),其中 $M_s: S \rightarrow N$ (N 是非负整数集)是 S 中位置的初始标识,满足
 - a) $\forall \sigma \in T^*: M_0[\sigma] \rightarrow M'_0[\sigma]$;

b) $\forall M'_s: S \rightarrow N$, 若 $M'_s < M_s$, 则 $\exists \sigma \in T^*, M_0[\sigma] \rightarrow (M_0 \circ M'_s)[\sigma]$ 。

由于 Σ_{sd} 本身也是一个标识 Petri 网,它的可达标识集记为 $R(M'_0)$ 。 $R(M'_0)$ 的任何一个标识 M 中,位置的排列顺序为 $p_1, \dots, p_m, s_{12}, \dots, s_{1n}, s_{23}, \dots, s_{2n}, \dots, s_{n-1,n}$ 。在图形表示中, S -元及相关联的弧用虚线表示。

定义 4 设 $\Sigma_{sd} = (P \cup S, T; F \cup F_s, M'_0)$ 是一个标识 Petri 网, $R(M'_0)$ 是可达标识集, $\forall M \in R(M'_0), t \in T$, 若对于每一个 $p \in \cdot t \cap P$ 满足 $M(p) \geq F(p, t)$, 则称 t 在 M 下是潜在使能的,记为 $M[t >]$ 。

定义 5 设 $\Sigma = (P, T; F, M_0)$ 是一个标识 Petri 网, $T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$, 称 $SD = [sd_{ij}]_{n \times n}$ 是 Σ 的同步距离矩阵,其中 sd_{ij} = 变迁 t_i 和 t_j 之间的同步距离, $i, j=1, 2, \dots, n$ 。

实际上, SD 是一个对称矩阵,并且主对角线上的元素全部为零,因此我们只需使用上三角元素就可以表示任意两个变迁之间的同步距离。

下面的定理易证。

定理 1 设 $\Sigma = (P, T; F, M_0)$ 是一个标识 Petri 网, $\Sigma_{sd} = (P', T; F', M'_0)$ 是 Σ 的同步距离计算网 SDCNet, $R(M'_0)$ 是 Σ_{sd} 的可达标识集, $\forall t_i, t_j \in T$ ($i \neq j$), t_i 和 t_j 之间的同步距离 sd_{ij} 可以通过下式计算

$$sd_{ij} = \max_{M \in R(M'_0)} M(s_{ij})$$

对于无界 Petri 网来说, $R(M'_0)$ 是一个无限集。实际上,对于无界 Petri 网不必求出所有的可达标识,就可以计算变迁之间的同步距离。

定义 6 设 $\Sigma = (P, T; F, M_0)$ 是一个标识 Petri 网, $R(M_0)$ 是可达标识集, $\forall M_1, \dots, M_k \in R(M_0)$, 若 $\exists t_{i_1}, \dots, t_{i_{k-1}} \in T$, 满足

- 1) $M_1 < M_k$, 且 $M_i \neq M_j$ ($i \neq j$);
- 2) $M_1[t_{i_1}] > \dots > M_{k-1}[t_{i_{k-1}}] > M_k$;

称 $M_1, t_{i_1}, M_2, \dots, M_{k-1}, t_{i_{k-1}}, M_k$ (简记为 M_1, \dots, M_k) 是一个环,记为 $O(M_1 M_k)$, t_j ($\in T$) 在环上出现的次数记为 $\#(t_j/O(M_1 M_k))$ 。

$\#(t_j/O(M_1 M_k)) = 0$ 意味着变迁 t_j 不出现在环中。显然,每一个环可以重复无限次,而且当 $M_1 = M_k$ 时, $M_1, t_{i_1}, M_2, \dots, M_{k-1}, t_{i_{k-1}}, M_k$ 就是一个有向回路;当 $M_1 < M_k$ 时, M_k 就是 M_1 的可覆盖标识。

定理 2 设 $\Sigma = (P, T; F, M_0)$ 是一个标识 Petri 网, $R(M_0)$ 是可达标识集, $t_i, t_j \in T$ 。 t_i 和 t_j 之间的同步距离 $sd_{ij} = \omega$, 当且仅当 $R(M_0)$ 存在一个环 $O(M_1 M_k)$, 满足

$$\#(t_i/O(M_1 M_k)) \neq \#(t_j/O(M_1 M_k))$$

证明:充分性。假设 $R(M_0)$ 存在一个环 $O(M_1 M_k)$, 则环中变迁重复无限次得到一个无限序列 σ 。 $\#(t_i/O(M_1 M_k)) \neq \#(t_j/O(M_1 M_k))$ 分为下列情形: 1) $\#(t_i/O(M_1 M_k)) = 0$, $\#(t_j/O(M_1 M_k)) > 0$ 或 $\#(t_i/O(M_1 M_k)) > 0$, $\#(t_j/O(M_1 M_k)) = 0$, 此种情形意味着 t_i 和 t_j 一个出现在环中,另一个不出现在环中,即 $\#(t_i/\sigma) = 0$, $\#(t_j/\sigma) = \omega$ 或 $\#(t_i/\sigma) = \omega$, $\#(t_j/\sigma) = 0$, 则 $sd_{ij} = \omega$; 2) $\#(t_i/O(M_1 M_k)) > 0$, $\#(t_j/O(M_1 M_k)) > 0$, 此种情形意味着 t_i 和 t_j 都在环中出现,但是出现的次数不同,所以差额不为零,即 $\forall n_0 > 0, | \#(t_i/\sigma) - \#(t_j/\sigma) | > n_0$, 则 $sd_{ij} = \omega$ 。综上所述,总有 $sd_{ij} = \omega$ 。

必要性。假设变迁 t_i 和 t_j 之间的同步距离 $sd_{ij} = \omega$ 。这意味着在 $R(M_0)$ 中存在一个无限标识序列,使得 t_i 和 t_j 在该

标识路径上出现的次数不同且至少有一个无限次出现。又 $R(M_0)$ 是一个可列集, 则该序列存在一个子序列 M_1, \dots, M_k , 满足 $M_1 \leq M_k$ 且 t_i 和 t_j 在该子序列上出现的次数不同。

定理 2 的意义在于, 对于无界 Petri 网, 我们在计算同步距离时只需考查可覆盖性树中的标识即可。同时, 任意两个变迁之间的同步距离如果为一个有限值, 则它们不出现在任何一个环中, 或者同时出现在一个环中而且出现的次数相同。

3 算法

基于以上的结论, 计算一个标识网 Σ_d 中任意两个变迁的同步距离, 可以通过如下步骤来实现:

- step 1 构造的同步距离计算网 $SDCNet \Sigma_d$;
- step 2 计算 S -元的初始标识;
- step 3 计算变迁之间的同步距离。

$SDCNet \Sigma_d$ 的结构可以通过定义 3 中的 1) 和 2) 给出, 算法 1 给出 S -元初始托肯的配置过程, 同步距离的计算通过算法 2 实现。

3.1 S -元初始托肯配置算法

算法 1: *ComputeInitialMarkofS_places(Σ_d, SD)*

- step1 $\forall s_{ij} \in S, M'_0(s_{ij}) = 0$;
- step2 $sd_{ij} = 0, i, j = 1, \dots, n$;
- step3 $Q = \{M'_0\}$, 且 M'_0 作为根, 标记为“新”;
- step4 While Q 存在标记为“新”的标识 do
 - step4.1 从 Q 中任取一个标记为“新”的标识 M , 将 M 的标记改为“旧”;
 - step4.2 如果从根到 M 的路上存在标识 M' , 满足 $M(P) = M'(P)$, 则对于满足 $\#(t_i/O(MM)) > 0, t_j \in \cdot(t_i \cap S)$ 且 $\#(t_i/O(MM)) < \#(t_i/O(M'M))$ 的 t_i 和 t_j 有 $sd_{ij} = \omega$,

转 step4;

- step4.3 如果在 M 下不存在潜在使能的变迁, 则选取另一个标记为“新”的标识;
- step4.4 For 每一个 $t \in T$, 满足 $M[t >$ do
 - step4.4.1 For $\forall s_{ij} \in \cdot t \cap S$ do
 - 若 $M(s_{ij}) = 0$, 则 $M(s_{ij}) = 1, sd_{ij} = sd_{ij} + 1$;
 - step4.4.2 在 M 下引发 t 得到标识 M' ;
 - step4.4.3 从根到 M' 的路上, 如果存在一个标识 M'' , 满足 $M'(P) \geq M''(P)$ 且 $M'(P) \neq M''(P)$, 则将 M' 中满足 $M'(P) > M''(P)$ ($P \in P$) 的 $M'(P)$ 改为 ω , 对于满足 $\#(t_i/O(M'M')) > 0, t_j \in \cdot(t_i \cap S)$ 且 $\#(t_j/O(M'M')) < \#(t_j/O(M''M'))$ 的 t_i 和 t_j 有 $sd_{ij} = \omega, M'(s_{ij})$ 改为 ω ;
 - step4.4.4 $Q = Q \cup \{M'\}$, 从 M 到 M' 画标注为 t 的有向弧, 并标记 M' 为“新”;
 - step5 For 每一个 $s_{ij} \in S$ do $M'_0(s_{ij}) = sd_{ij}$.

在算法 1 中, 我们借用同步距离矩阵 SD 作为 S 中每个位置初始标识求解过程的临时存储单元, 初值为 0。step4.2 的初始条件成立意味着存在一个环, 在这个环中 t_i 从 s_{ij} 中移走托肯, t_j 向 s_{ij} 中加入托肯, $\#(t_j/O(MM)) < \#(t_i/O(M'M))$ 说明移走托肯的速度比加入托肯的速度快, 只有在 s_{ij} 放入无限多的初始托肯才不会影响 t_i 的引发。step4.4.1 的意义在于我们在 S -元中放入的初始托肯没有多余的。step4.4.3 意味着我们找到了一个可覆盖标识, S -元中初始托肯的配置与 step4.2 相类似。

经过算法 1 处理后, 任意两个变迁之间的同步距离不小于初始标识中对应 S -元中的托肯, 因此 SD 的值可以作为同步距离的初始计算值。

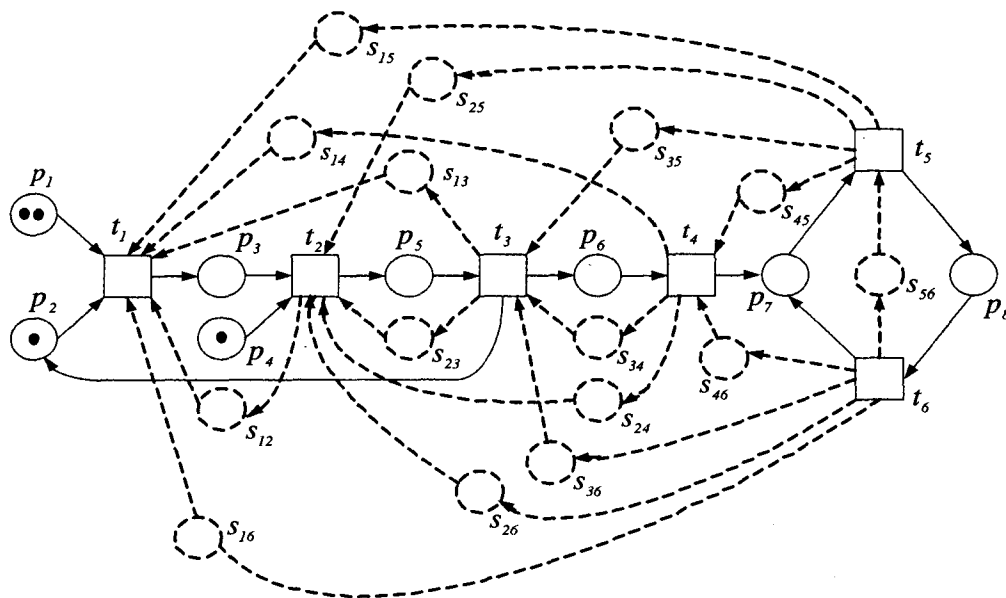


图 3 标识 Petri 网及其同步距离计算网

3.2 同步距离计算算法

算法 2: *ComputeSynchronicDistances(Σ_d, SD)*

- step1 $R(M'_0) = \{M'_0\}$, 且 M'_0 作为根, 标记为“新”。
- step2 While $R(M'_0)$ 存在标记为“新”的标识 do
 - step2.1 从 $R(M'_0)$ 中任取一个标记为“新”的标识 M , 将 M 的标记改为“旧”;
 - step2.2 若从根到 M 的路上存在与 M 相等的标识, 则

另选一个标记为“新”的标识;

- step2.3 如果在 M 下不存在潜在使能的变迁, 则选取另一个标记为“新”的标识;
- step2.4 For 每一个 $t \in T$, 满足 $M[t >$ do
 - step2.4.1 在 M 下引发 t 得到标识 M' ;
 - step2.4.2 从根到 M' 的路上, 如果存在一个标识 M'' , 满足 $M' \geq M''$ 且 $M' \neq M''$, 则将 M' 中满足 $M'(P) > M''(P)$ ($P \in$

PUS)的 $M'(p)$ 改为 ω ;

step2.4.3 For 每一个 $s_{ij} \in S$ do

如果 $M'(s_{ij}) > sd_{ij}$, 则 $sd_{ij} = M'(s_{ij})$;

step2.4.4 $R(M'_0) = R(M'_0) \cup \{M'\}$ 从 M 到 M' 画标注为 t 的有向弧, 并标记 M' 为“新”。

两个变迁之间的同步距离就是在系统运行过程中从 S -元中获得的最大托肯数, step2.4.3 正是此意义。在生成同步距离计算网可覆盖性树的过程中, 就可以计算得到所有变迁之间的同步距离。因此, 计算任意两个变迁之间同步距离的算法与构造可覆盖性树算法的复杂性相同。

4 实验

下面通过一个例子演示算法 1 和算法 2 执行的过程。图 3 是一个标识 Petri 网 Σ 及其同步距离计算网 Σ_{sd} 。

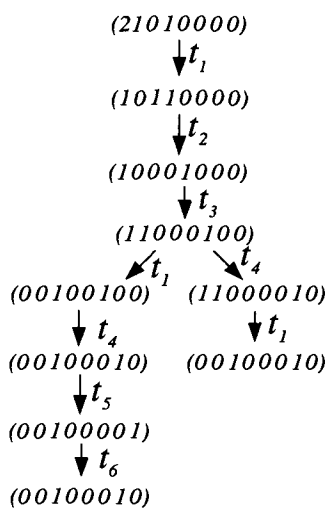


图 4 Petri 网 Σ 的可覆盖性树

为了验证由算法 1 得到的 S -元中配置的初始托肯恰好

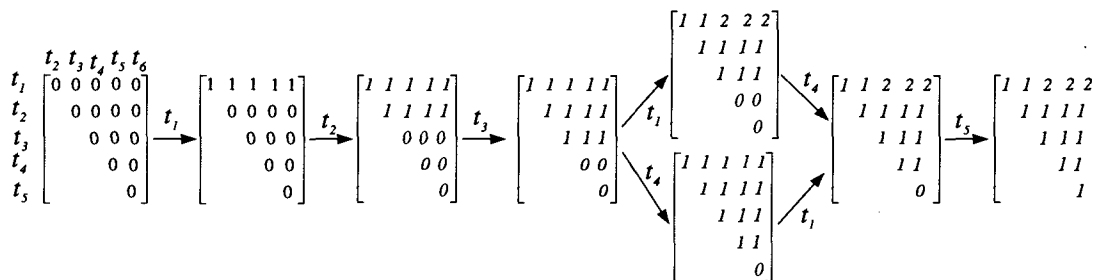


图 6 S -元初始标识求解过程

不影响网 Σ 的运行, 我们首先给出 Petri 网 Σ 的可覆盖性树, 如图 4 所示。算法 1 的执行结果生成如图 5 所示的一棵树。为了使一个标识下一个潜在使能的变迁成为使能的变迁, 需要在此变迁的每一个输入 S -元中至少配置一个托肯, 配置的结果是图 5 的每个结点中的第二个标识。图 6 给出了每个 S -元中应放入初始托肯数的配置过程。图 7 和图 8 是算法 2 的执行过程, 图 7 是在计算同步距离时得到的一棵同步距离生成树, 它与图 4 具有相同的结构, 并且从图 7 我们可以看到, 对于每个 S -元都存在一个标识, 在该标识下此 S -元中不含有托肯, 因此我们配置的初始托肯恰好不影响原网的运行。图 8 给出了 Petri 网 Σ 中所有变迁之间的同步距离。

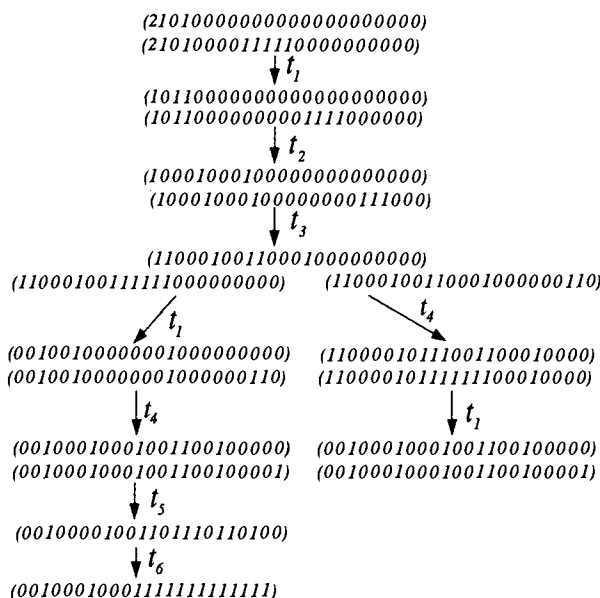


图 5 计算同步距离计算网 Σ_{sd} 中 S -元初始标识的过程

结论及进一步的工作 本文所做的主要工作是给出了计算一般 Petri 网中同步距离的方法, 通过添加 S -元构造了同步距离计算网 SDCNet, 以网中每个 S -元中拥有的最大托肯数作为相关变迁之间的同步距离。给出了在 S -元中初始标识确定的算法以及以此为基础计算同步距离的算法。以上算法通过遍历可覆盖性树上所有可达标识实现, 因此与构造可覆盖性树算法的复杂性相同。当网规模较大时, 复杂性可能较高。进一步的工作是将网的结构与初始标识结合起来考虑, 希望籍此降低算法的复杂性。

参考文献

1 Ezpeleta J, Colom J M, Martinez J. A Petri net based deadlock prevention policy for Flexible Manufacturing Systems. IEEE Transactions on Robotics and Automation, 1995, 11(2)

2 杜玉越, 蒋昌俊. 基于工作流网的实时协同系统模拟技术. 计算机学报, 2004, 27(4)

3 Shan Z G, Lin C, Ren F Y, et al. Modeling and Performance Analysis of a Multiserver Multiqueue System on the Grid. In: Proc. of the The Ninth IEEE Workshop on Future Trends of Distributed Computing Systems (FTDCS'03), 2003

4 顾冠群, 姜爱泉, 罗军舟. 基于 Petri 网的协议并行化处理模型的描述和验证. 计算机学报, 1996, 19(11)

5 Petri C A. Interpretations of net theory. Second Edition. St. Augustin: Gesellschaft fur Mathematik und Datenverarbeitung Bonn, 1976

6 Murata T. Petri nets: Properties, Analysis and Applications. In: Proc. of the IEEE, 1989, 77(4)

7 袁崇义. 出现网的同步距离. 应用数学学报, 1984(10)

表3 预测精度

类别	Sn	Sp	CC
类 a	0.85	0.8	0.82
其余	0.66	0.58	0.61
全部	0.73	0.65	0.68

注:类 a 表示第一外显子包含翻译始点或启动子存在 TATA 模式的序列

该结果表明,对于第一外显子包含翻译始点或者启动子存在 TATA 模式的序列,本算法相对于 FirstEF^[4], TSS 预测效率有所提高。由于这部分序列预测效率的提高,序列整体的预测效果也较好。

结束语 本文提出了一个新颖的算法,通过结合翻译始点、CpG 岛、TATA 模式的特征,使用权重矩阵和判别分析在基因组序列上预测 TSS,并取得了较好的结果。这是由于结合翻译始点和 TATA 模式的特征,对于那些第一外显子包含翻译始点或者启动子存在 TATA 模式的情况,预测效率提高。同时,本算法也使用了近年来证明对于 TSS 和启动子预测效率有显著提高的 CpG 岛的特征。

由于本算法中的 QDF 训练仅基于染色体 11 的基因序列,下一步工作是对所有染色体序列进行训练,并在已经注释的染色体 21 和 22 上进行测试。

参考文献

- 1 Michael Q. Zhang Computational Prediction of Eukaryotic Protein-coding Genes. In: Nature, 2002
- 2 Vladimir B. Bajic and Seng Hong Seah Dragon Gene Start Finder Identifies Approximate Locations of the 50 Ends of Genes. In: Nucleic Acids Research, 2003
- 3 Tao Jiang, Ying Xu, Michael Q. Zhang Computational Methods for Promoter Recognition. In: Current Topics in Computational Molecular Biology, the MIT Press, 2002. 261~263
- 4 Davuluri R V, Grosse I, Zhang M Q. Computational Prediction of Promoters and First Exons in the Human Genome. In: Nature, 2002
- 5 Down TA, Hubbard TJ. Computational detection and location of transcription start sites in mammalian genomic DNA. In: Genome Res., 2002
- 6 Salamov A A, Solovyev V V. The Gene-Finder Computer Tools for Analysis of Human and Model Organisms Genome Sequences. In: Proc. of the Fifth Int. Conf. on Intelligent Systems for Molecular Biology, AAAI Press, 1997. 294~302
- 7 Michael Q. Zhang Discriminant analysis and its application in DNA sequence motif recognition. In: Brief Bioinform, 2000
- 8 Knudsen S. Promoter 2.0: for the Recognition of PolII Promoter Sequences. In: Bioinformatics, 1999
- 9 Scherf M, Klingenhoff A, Werner T. Highly Specific Localization of Promoter Regions in Large Genomic Sequences by PromoterInspector: A Novel Context Analysis Approach. In: J. Mol. Biol., 2000
- 10 Ponger L, Mouchiroud D. CpGProD: Identifying CpG Islands Associated with Transcription Start Sites in Large Genomic Mammalian Sequences. In: Bioinformatics, 2002

(上接第 141 页)

8 张军明,吴哲辉. 标识 S-图中同步距离的计算. 东南大学学报, 1995(5)

9 袁崇义. Petri 网原理. 北京:电子工业出版社,1998

10 Peterson J. Petri net theory and the modeling of systems. 吴哲辉译. 中国矿业大学出版社,1989

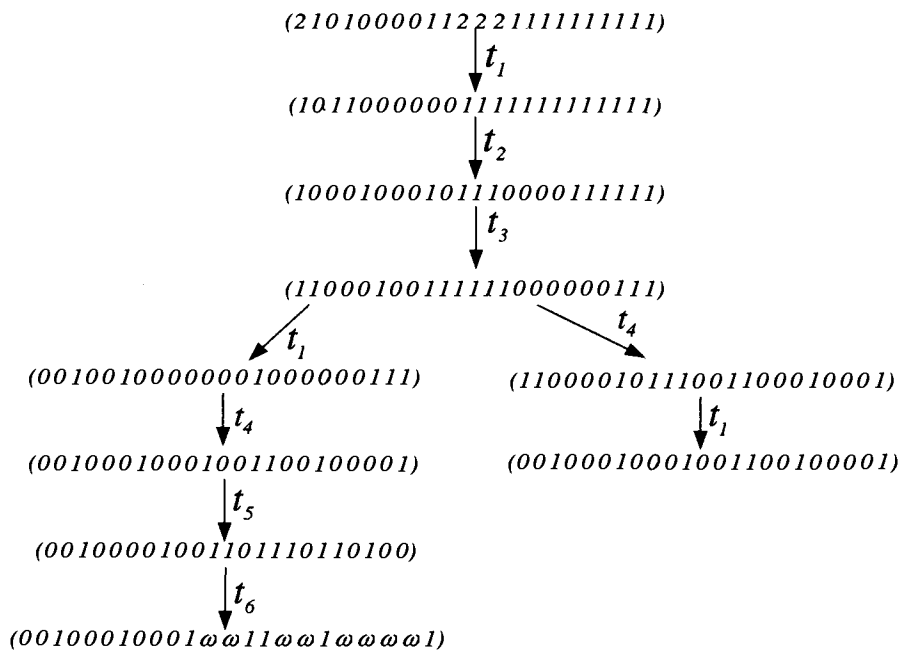


图7 计算 Petri 网 Σ 同步距离生成树

$$\begin{matrix}
 & t_2 & t_3 & t_4 & t_5 & t_6 \\
 \begin{matrix} t_1 \\ t_2 \\ t_3 \\ t_4 \\ t_5 \end{matrix} & \begin{bmatrix} 1 & 1 & 2 & \omega & \omega \\ & 1 & 1 & \omega & \omega \\ & & 1 & \omega & \omega \\ & & & \omega & \omega \\ & & & & 1 \end{bmatrix}
 \end{matrix}$$

图8 Petri 网 Σ 中变迁同步距离矩阵