

精炼 workflow 网的行为保持性质^{*})

丁志军^{1,2} 潘美芹² 蒋昌俊¹

(同济大学计算机科学与技术系 上海 200092)¹ (山东科技大学信息科学与工程学院 青岛 266510)²

摘要 本文定义了 workflow 网的精炼操作,研究了精炼 workflow 网的行为保持性质。结果表明精炼 workflow 网满足行为保持性质,即精炼 workflow 网的行为与原网和子网行为保持一致。在精炼 workflow 网行为保持性质的基础上,给出了基于原网语言和子网语言的精炼 workflow 网的语言刻画。本文结果有助于复杂 workflow 的设计、建模和验证。

关键词 workflow, Petri 网, 精炼, 网语言

Behavior Preservation of Refined Workflow Nets

DING Zhi-Jun^{1,2} PAN Mei-Qin² JIANG Chang-Jun¹

(Department of Computer Science and Technology, Tongji University, Shanghai 200092)¹

(College of Information Sci. and Eng., Shandong University of Science and Technology, Qingdao 266510)²

Abstract Refinement operation of workflow nets is provided in this paper for modeling and analyzing complex workflow, and then net language properties of refined workflow nets are discussed in this paper. Our results indicates that a refined workflow net is behavior equivalent with the original WF-net, that is, the mapping language from refined net to original net (subnet) is same as original net (subnet) language. Moreover based on the behavior preservation, the net language of refined net can be resolved by the language of the original net and subnet. These results are useful for studying the dynamic behavior of Petri nets and analyzing language properties of large complex workflow system.

Keywords Workflow, Petri nets, Refinement, Net language

1 引言

workflow 模型是对业务过程的抽象表示。组成业务处理过程的各活动之间协调逻辑关系、活动执行的资源分配策略及相关时间约束等信息都体现在业务过程的 workflow 模型描述中,因此,workflow 模型的建模理论及其分析方法是成功实施 workflow 管理的关键。Petri 网具有图形化表达的形式化语义、基于状态和行为的流程描述及丰富的模型分析方法等特点,非常适合于 workflow 的建模及其分析^[1]。然而实际 workflow 可能包含上百个任务及其复杂的内部交互,由此产生的 Petri 网模型的状态空间爆炸,会导致系统分析复杂性的提高,从而降低模型的分析 and 验证能力。目前已经出现了一些方法和技术用于复杂系统的 Petri 网建模及分析。这其中,精炼操作由于具有支持层次建模及降低分析复杂度两方面的优势,已愈来愈受到学术界的重视,并在实际系统设计、建模及其分析中得到了很好的应用^[2~5]。文[6]定义了三类精炼操作并讨论了其在离散事件动态系统中的应用。Huang 等人定义了两类 Petri 网的精炼操作,并对包括结构性质如不变量、可重复性等和动态性质如活性等在内的 19 种性质的保性关系进行了较全面的论述和分析^[7]。文[8]对 Huang 等人的模型进行了扩展,能够对多输入、多输出的变迁进行求精,从而适用于柔性制造系统的设计和验证。精炼操作同样也被应用于 workflow 领域,文[9]就指出基于求精思想的 workflow 建模方法是非常重要的。文[10]提出了动态 workflow 网的逐步求精的设计方法及其精炼规则。文[11]讨论了基于精炼操作的 workflow 网正确性验证问题。

但上述工作主要是从系统性质出发去研究和分析 Petri

网,关注的是 Petri 网精炼过程中动态性质的保持性问题,这固然重要,但在复杂系统设计中,作为刻画系统动态行为的 Petri 网语言的保持关系也应受到重视,因为它反映了系统求精过程中的基本功能需求。在文[12]中,我们对文[7]中模型的描述能力进行了扩展,研究了扩展后精炼模型的行为和动态性质保持关系,并基于该方法实现了一个顺序资源共享系统的建模及其分析。在上述工作基础上,本文着重讨论精炼 workflow 网的行为保持关系,并在行为保持性基础上,给出了精炼 workflow 网的行为表达式。

2 精炼 workflow 网及其相关概念

Petri 网的基本概念和术语可参见文[2,13]。W. M. P. Van der Aalst 在 Petri 网的基础上定义了 WF-net,即 workflow 网^[1]。一个 Petri 网 $WF = (P, T; F)$ 被称为 workflow 网,当且仅当它满足下面的两个条件:(1)WF 有两个特殊的库所: ϵ 和 θ ,库所 ϵ 是一个起始库所,即 $\epsilon = \phi$,库所 θ 是一个终止库所,即 $\theta = \phi$;(2)如果在 WF 中加入一个新的变迁 t ,使 t 连接库所 θ 与 ϵ ,即 $t = \{\theta\}$, $t' = \{\epsilon\}$,这时所得到的扩展 workflow 网 \overline{WF} 是强连通的。在 workflow 网中,库所对应过程中的条件,变迁对应过程中的可执行活动,库所中的托肯代表一个过程实例的状态。

对于 workflow 网而言,最重要的动态性质是完整性 (Soundness)。完整性保证对于任何 workflow 实例,在没有异常的情况下,处理过程都能够正确终止。一个 workflow 网 $WF = (P, T; F)$ 满足完整性 (soundness),当且仅当:(1)对每一个由初始状态 i 可达的状态 M ,存在一个从状态 M 到状态 o 的引发序列,即: $\forall M: i[\sigma > M \Rightarrow M[\tau > o]$,其中 σ, τ 为变迁序列;(2)状

^{*} 基金项目:国家 973 资助项目(2003CB316902),国家自然科学基金资助项目(60534060,90412013,60473094)和上海市优秀学科带头人计划资助项目(04XD14016)。丁志军 博士生,讲师,主要研究方向为 Petri 网理论,并发处理;潘美芹 博士生,讲师,主要研究方向为模式识别,非线性优化理论;蒋昌俊 教授,博士生导师,主要研究方向为并发理论、模型验证,模糊推理。

态 o 是唯一满足库所 θ 至少包含一个托肯的标识, 即 $\forall M: i[\sigma > M \wedge M \geq o \Rightarrow (M = o)]$; (3) 在 WF 中不存在死的变迁, 即: $\forall t \in T, \exists M, M': i[\sigma > M[t > M']$. 其中状态 $i: i(\epsilon) = 1 \wedge (\forall p \neq \epsilon, i(p) = 0)$; 状态 $o: o(\theta) = 1 \wedge (\forall p \neq \theta, o(p) = 0)$. Aalst 证明了工作流网满足完整性的充分必要条件是其扩展网 (\overline{WF}, i) 是活的和有界的。

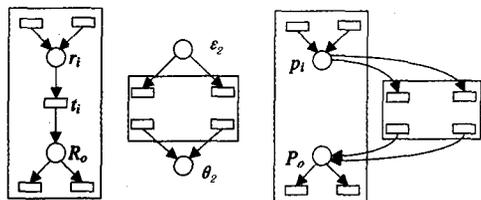
下面定义工作流网的精炼操作。

定义 2.1 设 $WF_j = (P_j, T_j; F_j), j=1, 2$ 是满足完整性的工作流网; i_1, i_2 分别是 WF_1 和 WF_2 的初始标识, 若存在 $t_r \in T_1$ 满足 $r_i = \langle t_r \rangle \cdot r_o, |t_r| = |t_r'| = 1$, 且库所 r_j 在 WF_1 中是安全的, 用 WF_2 代替 WF_1 中的变迁 t_r , 就得到一个新网 $WF = (P, T; F)$, 其中:

- (1) $P = P_1 \cup P_2 \cup \{p_i, p_o\} - \{r_i, r_o, \epsilon_2, \theta_2\}$;
- (2) $T = T_1 \cup T_2 - \{t_r\}$;
- (3) $F = F_1 \cup F_2 \cup \{(p_i, x) | x \in \epsilon_2\} \cup \{(x, p_o) | x \in \theta_2\} \cup \{(x, p_i) | x \in r_i\} \cup \{(p_o, x) | x \in r_o\} - \{(r_i, t_r), (t_r, t_o)\} \cup \{(x, r_i) | x \in r_i\} \cup \{(r_o, x) | x \in r_o\} \cup \{(\epsilon_2, x) | x \in \epsilon_2\} \cup \{(x, \theta_2) | x \in \theta_2\}$

(4) $i: i(\epsilon_1) = 1 \wedge (\forall p \neq \epsilon_1, i(p) = 0)$ 为初始标识。

称 WF 为精炼网, WF_1 为原网, WF_2 为子网, t_r 为精炼变迁。图 1 所示的就是工作流网的精炼过程。



(a) WF_1 (b) WF_2 (c) WF

图 1 工作流网的精炼操作

定理 2.1 设 $WF_1 = (P_1, T_1; F_1), WF_2 = (P_2, T_2; F_2)$ 是工作流网, 其中 WF_1 为原网, WF_2 为子网, t_r 为精炼变迁, 则用 WF_2 代替 WF_1 中的变迁 t_r 得到新网 $WF = (P, T; F)$ 仍是工作流网。

证明: 显然 WF 是在 WF_1 的基础上, 将其中的变迁 t_r 用子网 WF_2 替换得到的, 因而, 它保留了 WF_1 中两个特殊的库所: ϵ_1 和 θ_1 , 库所 ϵ_1 是一个起始库所, 即 $\epsilon_1 = \phi$, 库所 θ_1 是一个终止库所, 即 $\theta_1 = \phi$, 因而满足工作流网的条件(1); 不妨设 x_v 是 WF 的任意结点(库所或变迁), 若 $x_v \in P_1 \cup T_1 \cup \{p_i, p_o\} - \{\epsilon_2, \theta_2\}$, 即 x_v 是原网 WF_1 的结点, 假设存在从 ϵ_1 到 θ_1 的路, 经过 x_v 且该有向路不经过 t_r , 则在 WF 中仍存在该有向路; 假设在 WF_1 中存在从 ϵ_1 到 θ_1 的路, 经过 x_v 且该有向路经过 t_r , 则该有向路必有 $(\epsilon_1, \dots, r_i, t_r, r_o, \dots, \theta_1)$ 。因为 WF_2 是工作流网, 所以存在一条路径 γ 从库所 ϵ_2 至 θ_2 , 由精炼网的定义可知, r_i, r_o 分别对应着子网的 ϵ_2, θ_2 , 因而在 WF 中存在着有向路 $(\epsilon_1, \dots, \gamma, \dots, \theta_1)$ 经过 x_v ; 若 $x_v \in P_2 \cup T_2 - \{\epsilon_2, \theta_2\}$, 则 x_v 位于从 ϵ_2 到 θ_2 的有向路上, 记为 $(\epsilon_2, \dots, x_v, \dots, \theta_2)$, 显然在 WF_1 存在有向路 $(\epsilon_1, \dots, r_i, t_r, r_o, \dots, \theta_1)$, 因而存在从 ϵ_1 到 r_i 的有向路和从 r_o 到 θ_1 的有向路。所以在 WF 中有 $(\epsilon_1, \dots, p_i, \dots, x_v, \dots, p_o, \dots, \theta_1)$, 满足工作流网的条件(2), 因此 WF 是工作流网。

定理 2.1 表明工作流网精炼操作具有结构保持性, 即工作流网经过精炼操作得到的仍是工作流网。下面, 我们将讨论精炼工作流网的行为保持性质。

3 精炼工作流网的行为保持性质

定义 3.1 从 \overline{WF} 到 $\overline{WF_j}$ 的序列投影映射 $\Gamma_{T \rightarrow T_j}: (\overline{T})^* \rightarrow (\overline{T_j})^* (j=1, 2)$ 定义如下:

- (a1) $\Gamma_{T \rightarrow T_1}(\lambda) = \lambda$, 其中 λ 为空字符;
- (b1) 对于 $\sigma \in (\overline{T})^*$,

$$\Gamma_{T \rightarrow T_1}(\sigma \cdot t) = \begin{cases} \Gamma_{T \rightarrow T_1}(\sigma), t \in T_2 - \{t_r\} \\ \Gamma_{T \rightarrow T_1}(\sigma) \cdot t, t \in T_1 - \{t_r\} \\ \Gamma_{T \rightarrow T_1}(\sigma) \cdot t_{01}, t = t_0 \\ \Gamma_{T \rightarrow T_1}(\sigma) \cdot t_r, t \in \cdot p_o \end{cases}$$

- (a2) $\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\lambda) = \lambda$, 其中 λ 为空字符;
- (b2) 对于 $\sigma \in (\overline{T})^*$,

$$\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma \cdot t) = \begin{cases} \Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma), t \in T_1 - \{t_r\} \\ \Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma) \cdot t \cdot t_{02}, t \in \cdot p_o \\ \Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma) \cdot t, \text{其他} \end{cases}$$

其中 $\overline{WF}, \overline{WF_1}$ 和 $\overline{WF_2}$ 分别是 WF, WF_1 和 WF_2 的扩展网, t_0, t_{01} 和 t_{02} 分别为各扩展网中增加的变迁。相应地, 称 $\Gamma_{T \rightarrow T_j}(L(\overline{WF}, i))$ ($\Gamma_{T \rightarrow T_j}(L(\overline{WF_j}, i))$) 为从 \overline{WF} 到 $\overline{WF_1}$ ($\overline{WF_2}$) 的投影语言。

定义 3.2 设 $\alpha = \alpha_1 \cdot t \cdots \alpha_i \cdot t \cdot \gamma$ 是有限字符串, 其中 $t \in \|\alpha\|, t \in \|\alpha_i\|, B$ 是有限字符串集, 定义 $\alpha|_{t \rightarrow B} = \{\alpha_1 \cdot \beta_1 \cdots \alpha_i \cdot \beta_i \cdot \gamma | \beta_j \in B\}$ 。称 $\alpha|_{t \rightarrow B}$ 为 α 在 B 上的精炼语言。

例 3.1 设 $\alpha = \alpha_1 \cdot t \cdot \alpha_2 \cdot t, B = \{\beta_1, \beta_2\}$, 那么 $\alpha|_{t \rightarrow B} = \{\alpha_1 \beta_1 \alpha_2 \beta_1, \alpha_1 \beta_1 \alpha_2 \beta_2, \alpha_1 \beta_2 \alpha_2 \beta_1, \alpha_1 \beta_2 \alpha_2 \beta_2\}$

引理 3.1 若一个工作流网 WF 满足完整性, 则

- (1) $\forall \sigma_1 \in L(WF, i)$, 若有 $\#(\sigma_1, \epsilon') > \#(\sigma_1, \cdot \theta)$, 那么一定存在 $\sigma_2 \in (T - \{\epsilon'\})^*$ 使得 $\sigma_1 \cdot \sigma_2 \in L(WF, i)$, 并且 $\#(\sigma_1 \cdot \sigma_2, \epsilon') = \#(\sigma_1 \cdot \sigma_2, \cdot \theta)$;
- (2) $\forall \sigma \in L(WF, i)$, 有 $\#(\sigma, \epsilon') \geq \#(\sigma, \cdot \theta)$, 并且 $0 \leq (\#(\sigma, \epsilon') - \#(\sigma, \cdot \theta)) \leq 1$ 。

证明: 对于(1)式, $\sigma_1 \in L(WF, i)$, 若有 $\#(\sigma_1, \epsilon') > \#(\sigma_1, \cdot \theta)$, 设 $\sigma_1 = t \cdot \sigma'$, 则根据工作流网及其完整性定义, 一定有 $t \in \epsilon'$, 设 $i[t > M']$, 因为 $\epsilon' = \phi$, 则 $\forall M': M'[a > M']$, 其中 $a \in \text{pref}(\sigma')$ (pref : 前缀操作符), 有 $\forall t_1 \in \epsilon', \neg M'[t_1 >]$, 即 $\#(\sigma', \epsilon') = 0$, 因此根据假设一定有 $\#(\sigma', \cdot \theta) = 0$, 所以有 $\#(\sigma_1, \epsilon') = \#(\sigma_1, \cdot \theta) + 1$ 。不妨设 $i[\sigma_1 > M]$, 则根据完整性定义(1), 一定存在变迁序列 σ_2 , 使得 $M[\sigma_2 > 0]$ 。因为 $\epsilon' = \phi$, 所以 $\forall M_1 \in R(M)$, 有 $\neg M_1[t >]$, 其中 $t \in \epsilon'$, 因此 $\sigma_2 \in (T - \{\epsilon'\})^*$, 显然 $\#(\sigma_2, \epsilon') = 0$; 类似地, 设 $\sigma_2 = \sigma'' \cdot t'$, 一定有 $t' \in \cdot \theta$, 且 $\#(\sigma'', \cdot \theta) = 0$, 即 $\#(\sigma_2, \cdot \theta) = 1$ 。综上所述, (1)式证明。

(2)式的证明可通过对变迁序列 σ 的长度作数学归纳, 其方法类似于(1)式, 这里就不具体给出证明了。

引理 3.1 表明满足完整性的工作流网符合 k -有序 Petri 网^[12]的概念, 在这里 $k=1$ 。进而根据文[12]的定理 1, 我们可以得到下面的引理 3.2。

引理 3.2 若 $WF = (P, T; F)$ 是精炼工作流网, $\overline{WF}, \overline{WF_1}$ 和 $\overline{WF_2}$ 分别是 WF, WF_1 和 WF_2 的扩展网, t_0, t_{01} 和 t_{02} 为各扩展网中增加的变迁。则 $\forall \sigma \in L(\overline{WF}, i)$ 有 $\Gamma_{T \rightarrow T_j}(\sigma) \in L(\overline{WF_j}, i_j)$, 并且 $M: i[\sigma > M]$, 有 $i_1[\Gamma_{T \rightarrow T_1}(\sigma) > M_1], i_2[\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma) > M_2]$ 。其中 $M_1(r_i) = M(p_i) + (\#(\sigma, p_i) - \#(\sigma, \cdot p_o))$; $M_1(r_o) = M(p_o)$; $\forall p \in P_1 - \{r_i, r_o\}, M_1(p_o) = M(p)$; $M_2(\epsilon_2) = 1 - (\#(\sigma, p_i) - \#(\sigma, \cdot p_o))$; $M_2(\theta_2) = 0$; $M_2(p) = M(p)$,

$\forall P \in P_2 - \{\epsilon_2, \theta_2\}$ 。

引理 3.2 给出了精炼 workflows 与原网、子网在可达标识和行为序列上的保持关系。因此有如下推论：

推论 3.1 若 $WF = (P, T; F)$ 是精炼 workflow，则

$$\Gamma_{T \rightarrow T_j}(L(\overline{WF}, i)) \subseteq L(\overline{WF}_j, i), j=1, 2$$

定理 3.1 若 $WF = (P, T; F)$ 是精炼 workflow，则

$$L(\overline{WF}_1, i_1) \subseteq \Gamma_{T \rightarrow T_1}(L(\overline{WF}, i))$$

证明：根据定义 2.1，可知子网 $WF_2 = (P_2, T_2; F_2)$ 满足完整性，根据引理 3.1，存在 $\sigma_{2i-1} \cdot \sigma_{2i} \in L(WF_2, i_2)$ ，使得 $\#(\sigma_{2i-1}, \epsilon^*) = 1$ ， $\#(\sigma_{2i-1}, \theta) = 0$ ， $\#(\sigma_{2i}, \epsilon^*) = 0$ ， $\#(\sigma_{2i}, \theta) = 1$ ，因此对于 $\forall \sigma_1 \in L(\overline{WF}_1, i_1)$ ，构造 $\sigma \in T^*$ ，将 σ_1 中的 t_r 用 $\sigma_{2i-1} \cdot \sigma_{2i}$ 代替， t_{01} 用 t_0 代替，从而得到 σ ，则 $\sigma \in L(\overline{WF}, i)$ ，而且有 $\Gamma_{T \rightarrow T_1}(\sigma) = \sigma_1$ ，因此结论成立。

定理 3.1 表明原网的行为都可在精炼 workflow 中得到刻画。

定理 3.2 若 $WF = (P, T; F)$ 是精炼 workflow，则

$$L(\overline{WF}_2, i_2) \subseteq \Gamma_{T \rightarrow T_2}(L(\overline{WF}, i))$$

证明：根据定义 2.1 知原网 $WF_1 = (P_1, T_1; F_1)$ 满足完整性，因此存在 $\sigma \in L(WF_1, i_1)$ ，有 $i_1[\sigma] > M_{11}$ ，其中 $M_{11}(r_i) = 1$ ，即 t_r 在 M_{11} 下可引发。显然有 $\sigma \in L(\overline{WF}, i)$ ，设 $i[\sigma] > M$ ，有 $M(p_i) = M_{11}(r_i) = 1$ 。所以 $M[t] > M$ ，其中 $t \in p_i^*$ 。下面证明 $\forall \sigma' \in L(\overline{WF}_2, i_2)$ ，总存在 $\sigma_1 \in (T)^*$ ，有 $\sigma \cdot \sigma_1 \in L(\overline{WF}, i)$ ，且 $\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma \cdot \sigma_1) = \sigma'$ 。分两种情况：

Case1: 设 $\sigma' = \gamma$ ，其中 $\gamma \in L(WF_2, i_2)$ 。显然在此种情况下有 $i_2[\gamma] > M$ ，因为 $M(p_i) = 1$ ，所以有 $M[\gamma] > M$ 。设 $\sigma_1 = \sigma'$ ，有 $\sigma \cdot \sigma_1 \in L(\overline{WF}, i)$ 且 $\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma \cdot \sigma_1) = \sigma'$ 。

Case2: 设 $\sigma' = \alpha_1 \cdot t_{02} \cdots \alpha_i \cdot t_{02} \cdot \gamma$ ，其中 $i \geq 1$ 。对 i 做归纳。

(1) 当 $i=1$ 时，设 $i_2[\alpha_1] > M'_{21}[t_0] > M_{21}[\gamma] > M$ ，根据 Case1，显然有 $M[\alpha_1] > M'_1$ ，并且有 $M'_1(p_0) = M'_{21}(\theta_2) = 1$ ，进而根据 WF_1 的完整性，一定有 $M'_1[\beta_{11}] > M'_1[t_0] > M'_1[\beta_{12}] > M_1$ ，其中 $M'_1(p_i) = M_{21}(\epsilon_2) = 1$ ，因此 $M_1[\gamma] > M$ 。设 $\sigma_1 = \alpha_1 \cdot \beta_1 \cdot \gamma$ ，其中 $\beta_1 = \beta_{11} \cdot t_0 \cdot \beta_{12}$ ，则有 $\sigma \cdot \sigma_1 \in L(\overline{WF}, i)$ 且 $\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma \cdot \sigma_1) = \alpha_1 \cdot t_{02} \cdot \gamma = \sigma'$ 。

(2) 假设当 $i=n$ 时结论成立，即对于序列 $\sigma' = \alpha_1 \cdot t_{02} \cdots \alpha_n \cdot t_{02} \cdot \gamma$ ，总存在序列 $\sigma_1 = \alpha_1 \cdot \beta_1 \cdots \alpha_n \cdot \beta_n \cdot \gamma$ ，有 $\sigma \cdot \sigma_1 \in L(\overline{WF}, i)$ 且 $\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma \cdot \sigma_1) = \sigma'$ 考虑 $i=n+1$ 的情况。不妨设 $\sigma'_{n+1} = \alpha_1 \cdot t_{02} \cdots \alpha_n \cdot t_{02} \cdot \alpha_{n+1} \cdot t_{02} \cdot \gamma$ ，由归纳假设知 $i_2[\alpha_1 \cdot t_{02} \cdots \alpha_n \cdot t_{02}] > M_{2n}$ ， $M[\alpha_1 \cdot \beta_1 \cdots \alpha_n \cdot \beta_n] > M_n$ ，则有 $M_n(p_i) = M_{2n}(\epsilon_2) = 1$ ，因此 $M_n[\alpha_{n+1}] > M'_{n+1}$ 。同理归纳基础中的推理，有 $M'_{n+1}[\beta_{n+1}] > M_{n+1}$ ，其中 $\beta_{n+1} = \beta_{n+1.1} \cdot t_0 \cdot \beta_{n+1.2}$ ，且 $M_{n+1}[\gamma] > M$ ，即存在

$\sigma_{n+1} = \alpha_1 \cdot \beta_1 \cdots \alpha_n \cdot \beta_n \cdot \alpha_{n+1} \cdot \beta_{n+1} \cdot \gamma$ ，有 $\sigma \cdot \sigma_{n+1} \in L(\overline{WF}, i)$ ，并且 $\Gamma_{T \rightarrow T_2}(\sigma \cdot \sigma_{n+1}) = \sigma'_{n+1}$ ，归纳成立。

综合上述两种情况，有结论成立。

定理 3.2 表明子网的行为同样可以在精炼 workflow 中得到刻画。综合上述结果，可以得到如下推论。

推论 3.2 若 $WF = (P, T; F)$ 是精炼 workflow，则

$$\Gamma_{T \rightarrow T_j}(L(\overline{WF}, i)) = L(\overline{WF}_j, i), j=1, 2.$$

推论 3.2 表明精炼 workflow 具有行为保持性，即精炼后系统在子系统上的行为投影与子系统的行为是完全相同的。在此基础上，可以给出一个精炼 workflow 的行为表达式。

定理 3.3 若 $WF = (P, T; F)$ 是精炼 workflow，则

$$\begin{aligned} \hat{L}(WF, i) &= \hat{L}(WF_1, i_1) |_{t_r \rightarrow L(WF_2, i_2)} \\ &= \{\sigma | \sigma \in \alpha |_{t_r \rightarrow L(WF_2, i_2)}, \alpha \in \hat{L}(WF_1, i_1)\}^{1)} \end{aligned}$$

证明：

$$\sigma \in \hat{L}(WF_1, i_1) |_{t_r \rightarrow L(WF_2, i_2)}$$

$$\text{iff } \sigma \in \alpha |_{t_r \rightarrow L(WF_2, i_2)},$$

其中 $\alpha = \alpha_1 \cdot t_r \cdots \alpha_i \cdot t_r \cdot \gamma \in \hat{L}(WF_1, i_1)$ ， $\alpha_i, \gamma \in (T - \{t_r\})^*$ ；

$$\text{iff } \sigma = \alpha_1 \cdot \beta_1 \cdots \alpha_i \cdot \beta_i \cdot \gamma,$$

其中 $\beta_i \in \hat{L}(WF_2, i_2)$

$$\text{iff } \sigma \in \hat{L}(WF, i)$$

定理 3.3 表明可以根据原网语言和子网语言直接求得精炼 workflow 的行为表达式，这就为我们利用简单网行为分析和求解复杂 workflow 行为提供了有效的支持。

4 示例

文[7]中列举了一个处理投诉的工作流。workflow WF_1 是该工作流的主要流程，其中 t_r 表示投诉处理操作，它由一个子流程实现。workflow WF_2 是具体处理投诉及调查表的子流程。图 2(a)和图 2(b)分别是 WF_1 和 WF_2 的扩展网系统 (\overline{WF}_1, i_1) 和 (\overline{WF}_2, i_2) 。 WF 是利用 WF_2 代替 WF_1 的 t_r 得到的精炼网，根据定理 2.1 可知 WF 仍是 workflow，图 2(c)是 WF 的扩展网系统 (\overline{WF}, i) 。

对于 WF_1 和 WF_2 ，很容易验证它们是满足完整性的，且库所 r_i 在 WF_1 中是安全的，因此 WF 是满足定义 2.1 的精炼 workflow。

求解 WF_1 和 WF_2 的终止语言，可以得到：

$$\hat{L}(WF_1, i_1) = t_1 t_r t_4 + t_2 t_3$$

$$\hat{L}(WF_2, i_2) = (t_{11} + t_{12})(t_{13} t_{14})^* t_{15}$$

根据定理 3.3，我们可以直接得到精炼 workflow WF 的终止语言：

$$\begin{aligned} \hat{L}(WF, i) &= \hat{L}(WF_1, i_1) |_{t_r \rightarrow L(WF_2, i_2)} \\ &= \{\sigma | \sigma \in \alpha |_{t_r \rightarrow L(WF_2, i_2)}, \alpha \in \hat{L}(WF_1, i_1)\} \\ &= t_1(t_{11} + t_{12})(t_{13} t_{14})^* t_{15} t_4 + t_2 t_3 \end{aligned}$$

进一步地，可以得到精炼 workflow WF 的扩展网系统 (\overline{WF}, i) 的语言表达式：

$$\begin{aligned} L(\overline{WF}, i) &= \text{pref}(((t_1(t_{11} + t_{12})(t_{13} t_{14})^* t_{15} t_4 + t_2 t_3) t_0)^*) \end{aligned}$$

根据推论 3.2，有下列等式成立：

$$\Gamma_{T \rightarrow T_1}(L(\overline{WF}, i)) = L(\overline{WF}_1, i_1)$$

$$= \text{pref}(((t_1 t_r t_4 + t_2 t_3) t_0)^*)$$

$$\Gamma_{T \rightarrow T_2}(L(\overline{WF}, i)) = L(\overline{WF}_2, i_2)$$

$$= \text{pref}(((t_{11} + t_{12})(t_{13} t_{14})^* t_{15} t_{10})^*)$$

上述等式表明精炼 workflow WF 在 WF_1 和 WF_2 等子系统上的行为投影与各子系统的行为是一致的，即精炼过程中系统满足行为保持性质。

结束语 精炼操作的行为保持性质，是指求精后的细化模型所表现的行为应与求精前的概要模型的行为是一致的，既没有丢失某些行为能力，也没有增加新的行为。行为保持性反映的是求精过程中系统功能不变，性质保持性则强调求精过程中系统仍然具备良好的性质，如活性，安全性等。二者在系统求精过程中是同样重要的。本文主要从行为保持性方面对 workflow 的精炼操作进行了讨论。本文的结果表明精炼 workflow 具有很好的行为保持特性，进一步地，在行为保持性的基础上，给出了精炼 workflow 的行为表达式，利用该结果，可以将一

¹⁾ $\Sigma = (N, M_0)$ 的终止语言 $L(N, M_0) = \{\sigma | \sigma \in L(N, M_0) \wedge \sigma \cdot t \notin L(N, M_0), \forall t \in T\}$

个复杂工作流网的网语言求解问题转化为对若干个子网的网

语言求解,从而降低了复杂工作流行为分析的复杂性。

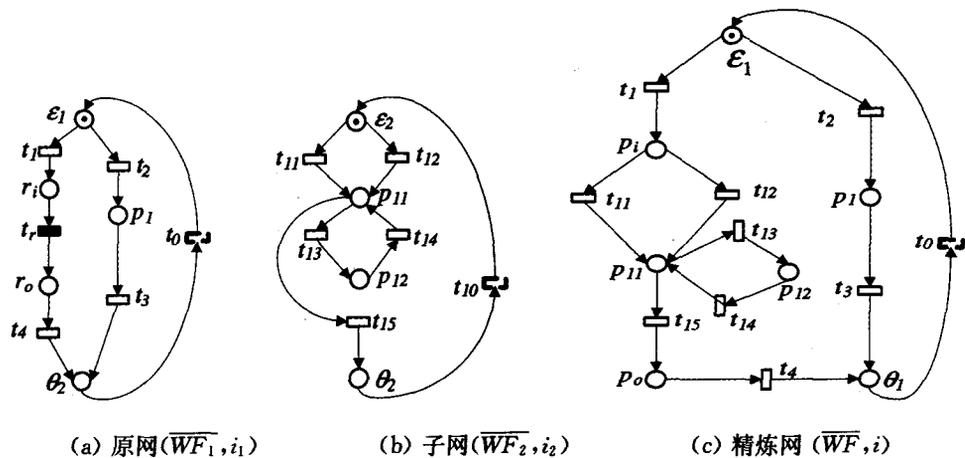


图2 投诉处理流程的工作流模型

参考文献

- 1 Van der Aalst W M P. The Application of Petri Nets to Workflow Management. The Journal of Circuits, Systems, and computers, 1998, 8(1): 21~66
- 2 Suzuki I, Murata T. A Method for Stepwise Refinement and Abstraction of Petri Nets. Journal of Computer and System Science, 1983, 27:51~76
- 3 He X D, Lee J A N. A Methodology for Constructing Predicate Transition Net Specifications. Software-Practice and Experience, 1991, 21(8):845~875
- 4 Jensen K. Colored Petri Nets. Basic Concepts, Analysis Methods and Practical Use. Volume 1, Basic Concepts. In: EATCS Monographs on Theoretical Computer Science, Berlin: Springer-Verlag, 1992. 1~234
- 5 Betous-Almeida C, Kanoun K. Construction and stepwise refinement of dependability models. Performance Evaluation, 2004, 56:277~306
- 6 蒋昌俊著. 离散事件动态系统的PN机理论. 北京: 科学出版社, 2000
- 7 Huang Hejiao, Cheung T-y, Mak W M. Structure and behavior preservation by Petri-net-based refinements in system design. Theoretical Computer Science, 2004, 28:245~269
- 8 夏传良, 焦莉, 陆维明. Petri网精细化操作及其在系统设计中的应用. 软件学报, 2006, 17(1): 11~19
- 9 Van der Aalst W M P 著. 工作流管理——模型、方法和系统. 王建民, 等译. 北京: 清华大学出版社, 2004
- 10 Chrzastowski-Wachtel P, Benatallah B, Hamadi R, Dell M O', Susanto A. A top-down Petri net-based approach for dynamic workflow modeling. In: Van der Aalst WMP, et al, eds. BPM 2003. LNCS 2678, Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2003. 336~353
- 11 Van Hee K, Sidorova N, Voorhoeve M. Soundness and separability of workflow nets in the stepwise refinement. In: Van der Aalst WMP, Best E, eds. Proc. the 24th Int'l Conf. on Application and Theory of Petri Nets. LNCS 2679, Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2003. 337~356
- 12 丁志军, 蒋昌俊. 基于精炼操作的Petri网建模及其分析方法. 控制与决策(已录用)
- 13 Murata T. Petri Nets: Properties, analysis and applications. Proc. of the IEEE, 1989, 77(4):541~580

(上接第117页)

历史相关资料统计,加快了系统的监控响应速度、扩展了系统的监控范围,并通过预警通知栏,提高系统对异常的预测能力,辅助系统在异常发生时采取更有效的干预补偿措施,保证了流程的顺利运行,提高BPM系统的柔性。其实施系统框架如图2所示。

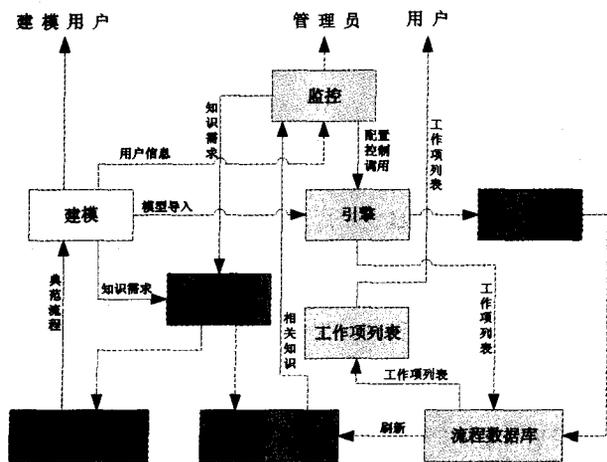


图2 基于流程知识的BPM管理系统

该系统将活动与其所需知识在活动的属性中以知识需求的形式发生关联,通过引擎解析,使监控器可以获取引擎中的实时流程数据和系统数据库中相关流程的历史数据信息,两相对比,对流程做出及时、准确的判断和处理应对策略,保障

流程运行。与此同时,上述运行、调整及流程结果数据又再送入相关数据库,经过知识整理模块的筛选、整理,形成更新的流程知识,用于流程运行和优化指导。

参考文献

- 1 Harmon P. IBM's BPM Strategy. Products and Architecture [J], 2004,2(11)
- 2 Miers D, Harmon P. The 2005 BPM Suites Report (Version 1.1). October 2005. www.bptrends.com
- 3 Continuous Business Process Management with HOLOSOFX BPM Suite and IBM MQSeries Workflow. IBM.com/Redbooks, 2002. 05
- 4 Business Process Management: Modeling through Monitoring Using WebSphere V6 Products. IBM.com/Redbooks, 2006. 02
- 5 Zhu Jinqun, Yuan Senniao. Study on transaction-based workflow exception handling models and methods. Journal of Jilin University(Engineering and Technology Edition), 2003, 33(3): 46~50 (in Chinese)
- 6 Luo Z, Sheth A, Kochut K, et al. Exception Handling in Workflow Systems. Applied Intelligence, 2000, 13: 125~147
- 7 Sun Ruizhi, Shi Meilin. Formal Presentation of Exception Handling in a Workflow System. Journal of Computer Research and Development, 2003, 40(3): 393~397 (in Chinese)
- 8 Hagen C, Alonso G. Exception Handling in Workflow Management Systems. IEEE Transactions on Software Engineering, 2000, 26(10): 943~958
- 9 Chiu D K W, Li Qing, Karlapalem K. Web Interface-driven Cooperative Exception Handling in ADOME Workflow Management System. Information Systems, 2001, 26(2): 93~120
- 10 Klein M, Dellarocas C. A Knowledge-based Approach to Handling Exceptions in Workflow Systems. Computer Supported Cooperative Work, 2000, 9: 399~412