03 Апреля 2012

Инсерционное моделирование 2

Лекция 7

Семантика языка базовых протоколов

Транзиционные системы с отношением следования

BPS: < Σ, BP>

Базовый язык L=L(Σ)

Атрибутная транзиционная система с отношением следования

$$s \models U \in L(\Sigma),$$

$$U \to V, s \models U \Rightarrow s \models V$$

Отношение следования зависит только от атрибутной разметки состояния

Модель базовых протоколов

Модель системы базовых протоколов $<\Sigma$, BP$>$:
Транзиционная система с отношением следования $s \models U$,

Должно выполняться следующее условие:
Для каждого базового протокола

$$\text{Forall } x(\alpha(x) \to < P(x) > \beta(x)) \ ,$$

набора x значений его параметров и состояния системы s,
если **протокол применим, то он может стартовать** и, в момент его завершения , на новом состоянии s' **будет истинно постусловие**:
$s' \models \beta(x)$
Требует уточнения!
$s \models \alpha(x)$ слишком сильное условие для применимости. Как разные протоколы могут работать одновременно? Проблема синхронизации.

Семантика 2005

А.А.Летичевский, Ю.В.Капитонова, В.А.Волков, А.А.Летичевский (мл.), С.Н.Баранов, В.П.Котляров, Т.Вейгерт, Спецификация систем с помощью базовых протоколов, Кибернетика и системный анализ 4, 2005.

Определяется один семантический объект: транзиционная система с отношением следования.
Состояния – формулы базового языка. Семантическое отношение следования.
Действия – действия процессов базовых протоколов.
$\mathbf{S}_{\alpha}^{\infty}$ **– поведение системы в состоянии** α

$$\mathbf{S}_{\alpha}^{\infty} = \sum_{p \in P(\alpha)} \mathbf{proc}(p) * (\mathbf{T}(\alpha, p) : \Delta) * \mathbf{S}_{\mathbf{T}(\alpha, p)}^{\infty})$$

$$\mathbf{T}(\alpha, p) = \mathbf{Tr}(\alpha, \mathbf{post}(p))$$

p – базовый протокол
Tr – предикатный трансформер, сильнейшее постусловие
***** **–** частично-последовательная композиция процессов (поведений)
$P(\alpha)$ **–** множество протоколов применимых в состоянии α

Применимость базовых протоколов

P_{inst} инстанциированные базовые протоколы

универсальная

$$P(\alpha) = \{ p \in P_{inst} \mid \ \alpha \models \mathbf{pre}(p) \},$$

Экзистенциальная (выполнимость)

$$P(\alpha) = \{ p \in P_{inst} \mid \neg(\alpha \models \neg \mathbf{pre}(p) \}$$

Проблема тупиков
Система с успешным завершением

$$P = P^1 \cup P^0$$

$$\boxed{\mathbf{S}(P, init) = \sum_{\beta \to init} \mathbf{S}_\beta(P)}$$

$$\mathbf{S}_\alpha = \sum_{p \in P^1(\alpha)} \mathbf{proc}(p) * (\mathbf{T}(\alpha, p) : \Delta) * \mathbf{S}_{\mathbf{T}(\alpha,p)} + \sum_{p \in P^0(\alpha)} \mathbf{proc}(p) * (\mathbf{T}(\alpha, p) : \Delta) * (\mathbf{S}_{\mathbf{T}(\alpha,p)} + \Delta)$$

Частично-последовательная композиция

<-> – отношение перестановочности процессов и действий

$$u = \sum_{i \in I} a_i . u_i + \varepsilon_u , \ \ v = \sum_{j \in J} b_j . v_j + \varepsilon_v$$

Разметки состояний перенесены на действия

$$u * v = \sum_{i \in I} a_i . (u_i * v) + \sum_{u \leftrightarrow b_j , j \in J} b_j . (u * v_j) + (\varepsilon_u ; \varepsilon_v)$$

$$(\Delta ; \varepsilon) = \varepsilon , \ \ (\perp ; \varepsilon) = \perp , \ \ (0 ; \varepsilon) = 0$$

$$((\alpha : \varepsilon) ; \varepsilon') = \alpha : (\varepsilon ; \varepsilon')$$

$$(\alpha : \Delta) ; (\beta : \Delta) = \alpha : (\beta : \Delta)$$

Отношение перестановочности

Определено на множестве размеченных действий
Переносится на пары поведение-действие

$$\neg((\alpha :\perp) \leftrightarrow b),\ \neg((\alpha : 0) \leftrightarrow b)$$

$$\neg(u \leftrightarrow (\alpha : \tau))$$

$$(\alpha : \Delta) \leftrightarrow b \Leftrightarrow (\alpha : \tau) \leftrightarrow b$$

$$u + v \leftrightarrow b \Leftrightarrow u \leftrightarrow b \wedge v \leftrightarrow b$$

$$a.u \leftrightarrow b \Leftrightarrow a \leftrightarrow b \wedge u \leftrightarrow b$$

Частично-последовательная композиция неинтерпретированныхMSC диаграмм

Процесс MSC диаграммы: параллельная композиция инстанций

$$[P] = p_1 \parallel \ldots \parallel p_m \parallel q_1 \parallel \ldots \parallel q_k$$

$$[Q] = r_1 \parallel \ldots \parallel r_l \parallel q'_1 \parallel \ldots \parallel q'_k$$

$$[P]*[Q] = p_1 \parallel \ldots \parallel p_m \parallel (q_1; q'_1) \parallel \ldots \parallel (q_k; q'_k) \parallel r_1 \parallel \ldots \parallel r_l$$

$p_1, \ldots, p_m, r_1, \ldots r_l$ различные инстанции

q_i, q'_i одинаковые инстанции

$$(\sum [P_i]) * [Q] = \sum ([P_i] * [Q])$$

Результаты

На множестве транзиционных систем с отношением истинности введено понятие абстракции. Определен класс конкретных реализаций. Показано:

Система S(P) есть (прямая) абстракция любой конкретной реализации системы P базовых протоколов.

Следствие:

Если на S(P) нарушается некоторое условие целостности, то оно нарушается на любой конкретной реализации системы P.

Если система S(P) удовлетворяет своему условию целостности, то существует целостная конкретная реализация системы P.

Отношение абстракции на состояниях

Системы с одной и той же сигнатурой

$$\mathbf{Abs} \subseteq S \times S'$$

$$(s, s') \in \mathbf{Abs} \Leftrightarrow \forall(\alpha \in \mathbf{BL})((s \models \alpha) \Rightarrow (s' \models \alpha))$$

$$s \lhd s'$$

(более абстрактное состояние)

Отношение абстракции для систем

$$S \lhd S' : \ \exists \varphi \subseteq \mathbf{Abs}^{-1}$$

$$\begin{tikzcd} s' \arrow[r, "a"] \arrow[d, "\varphi"'] & t' \arrow[d, dashed, "\varphi"] \\ s \arrow[r, dashed, "a"] & t \end{tikzcd}$$

обратная

прямая

$$\begin{tikzcd} s' \arrow[r, dashed, "a"] \arrow[d, "\varphi"'] & t' \arrow[d, dashed, "\varphi"] \\ s \arrow[r, "a"] & t \end{tikzcd}$$

$$\forall (s \in S, s' \in S')((s', s) \in \varphi \wedge s' \xrightarrow{a} t' \Rightarrow \exists (t \in S)(s \xrightarrow{a} t \wedge (t', t) \in \varphi))$$

$$\forall (s \in S, s' \in S')((s', s) \in \varphi \wedge s' \rightarrow t' \Rightarrow \exists (t \in S)(s \rightarrow t \wedge (t', t) \in \varphi))$$

$$\forall (s \in S, s' \in S')(s \lhd s' \wedge s \xrightarrow{a} t \Rightarrow \exists (t' \in S)(s' \xrightarrow{a} t' \wedge t \lhd t'))$$

$$\forall (s \in S, s' \in S')(s \lhd s' \wedge s \rightarrow t \Rightarrow \exists (t' \in S)(s' \rightarrow t' \wedge t \lhd t'))$$