К ПРОБЛЕМЕ ДИАГНОСТИКИ ОШИБОК В ЛОГИЧЕСКИХ СПЕЦИФИКАЦИЯХ

Ильичёва О.А., Ростов-на-Дону

Предлагается метод диагностики противоречия и неопределенности функций в логических спецификациях, используемых в качестве индуктивных определений функций и отношений и заданных квазитождествами с отрицаниями в посылках импликаций. Суть подхода состоит в выборе адекватной семантики, представленной моделью специального вида [1], однозначно характеризующей корректную спецификацию. Интерпретатор, разрешающий по заданной совокупности аксиом свойство существования такой модели, реализует точную диагностику возможной неполноты определения функций, противоречивости спецификации относительно равенства и использования отрицаний (переопределения функций и предикатов). Метод эффективен: при некоторых ограничениях на спецификацию сложность алгоритмов интерпретации не превышает $O(n^2)$ по времени и $O(n)$ по памяти относительно мощности определяемых отношений. Подход разрабатывается для использования в экспертных системах, языках логического моделирования и апробирован в системе автоматической генерации семантических анализаторов из аксиоматического описания языков программирования.

Пусть $\Sigma = (R, F, C)$ - конечная сигнатура, в которой R - множество предикатных, F - функциональных символов, C - констант; C^* - совокупность конечных списков над C, Σ_t - множество замкнутых термов сигнатуры Σ, T - конечная теория в исчислении предикатов первого порядка (с равенством), каждое предложение которой является либо атомарной формулой $a(\bar{c})$ без переменных, либо $\neg a(\bar{c})$, либо квазитождеством $\forall \bar{x}(\varphi(\bar{x}) \to \psi(\bar{x}))$, расширенным, возможно, отрицаниями в $\varphi(\bar{x})$; $\psi(\bar{x})$ есть либо $f(\bar{x}) = t(\bar{x})$, либо $r(\bar{x})$; $f \in F$, $r \in R$, t - терм. Содержательно теория T рассматривается как совокупность индуктивных определений функций $f \in F$ и отношений $r \in R$.

Будем говорить, что спецификация $S = (\Sigma, T)$ является:

- F-полной, если а) $\forall t \in \Sigma_t \ \exists c \in C: T \models t = c$, б) T является ацикличной (свойство ацикличности моделируется выводимостью в теории T^D, полученной по T добавлением формул со специальным предикатом Def, контролирующим опре - деленность термов);

- E-непротиворечивой, если $\forall c_i, c_j \in C$, $i \neq j$: $T \not\models c_i = c_j$;

- N-непротиворечивой, если T непротиворечива в используемой концепции отрицания [1];

- корректной, если она F-полна, E-непротиворечива и N-непротиворечива.

Критерием корректности спецификации S является наличие у теории T индуктивно-вычислимой минимальной относительно гомоморфного вложения (инициальной [2]) в классе строгих моделей (характеризующих вариант "если и только если" семантики) модели $\mathfrak{M} = (C, i)$ из констант сигнатуры Σ. Свойство индуктивной вычислимости обеспечивает существование фундированного порядка на модели,при котором термы условия определения могут быть вычислены прежде определяемых значений. Доказана

ТЕОРЕМА 1. *Спецификация* S *имеет модель* $\mathfrak{M}$ *тогда и только тогда, когда* S *корректна.*

Эта теоретико-модельная семантика специфкаиии S экви - валентна семантике наименьшей неподвижной точки, более адекватной для выражения процесса интерпретации и обеспечения точности диагностики ошибок. Интерпретатор J, реализующий семантику наподвижной точки, вычисляет график функции i модели $\mathfrak{M}$ в областях данных, являющихся полными решетками с неопределенностью $(\perp)$ в качестве нижнего элемента и ошибок переопреде -

ления ($\top$) в качестве верхнего. Для интерпретатора J и произвольной спецификации S имеет место

ТЕОРЕМА 2.

а) Интерпретатор J *строит по* S *модель* $\mathfrak{M}$*, если она существует;*

б) N*-непротиворечивая* F*-полная спецификация является* E*-противоречивой тогда и только тогда, когда*

$$\exists f \in F,\ \bar{c} \in C^*:\quad J(f,\bar{c}) = \top;$$

в) N*- и* E*-непротиворечивая спецификация* S *не является* F*-полной тогда и только тогда, когда*

$$\exists f \in F,\ \bar{c} \in C^*:\quad J(f,\bar{c}) = \perp;$$

г) если S N*-противоречива, то* $\exists r \in R,\ \bar{c} \in C^*$: $J(r,\bar{c}) = \top$.

Интерпретатор реализует стратегию прямого вывода, используя при построении $\mathfrak{M}$ только подстановки констант вместо переменных. J обладает свойством ацикличности; результат интерпретации не зависит от порядка выбора аксиом и порядка подстановок в них. В случае переопределения функции или отношения аварийная выдача содержит полный след ошибки $\top$: множество данных $f(\bar{c})$, $r(\bar{c})$, интерпретация которых была "задета" ошибкой.

Полученные результаты сохраняются при расширении спецификаций на многосортные языки с встроенной арифметикой.

Литература

1. ИЛЬИЧЁВА О.А. Модели из констант для квазитождеств с отрицанием //Логические методы программирования. - Новосибирск, 1987. -Вып. 120: Вычислительные системы. -С. 16-29.

2. МАЛЬЦЕВ А.И. Алгебраические системы. - М.: Наука.-1970. - 392 с.