Нельзя не подчеркнуть роль, которую играет учет вычисляемости абстрактных имен, при получении трактовок программистских данных сложной структуры: массивов, записей и т.д. Попытки уточнить массивы (даже простейшей структуры) без учета обстоятельств, связанных с вычислимостью абстрактных имен, как например в [3,4], в формально-логическом отношении оказываются не вполне корректными. Чаще всего некорректности являются следствием игнорирования различий между значениями (денотатами) и их обозначениями - литералами, нумералами и т.п.

Исследование императивных программных алгебр и логик позволило выявить некоторые глубинные соотношения между такими центральными понятиями языков программирования, как операторы и выражения. Традиционно выражения рассматриваются лишь как подчиненные по отношению к операторам объекты, что по сути закреплено синтаксисом: выражения являются составными частями операторов, но отнюдь не наоборот. Кроме того, область операторов и область выражений обычно отделяют одну от другой и изучают изолированно, наделяя эти области совершенно различными алгебраическими свойствами. Конкретизация же вычислений по абстрактным именам денотатов этих имен (а именно в нее упирается конкретизация вычислений значений выражений) выявляет зависимость выражений от операторов, точнее от именных данных, "вырабатываемых" операторами. Таким образом, в рамках императивных программных алгебр выявляется своего рода взаимная зависимость операторов и выражений.

Литература

1. РЕДЬКО В.Н. Семантические структуры программ //Программирование. - 1981. - №1. -С. 3-19

2. ЧЕРЧ А. Введение в математическую логику. -М., 1960. - 484 с.

3. АГАФОНОВ В.Н. О семантике переменных в паскалеобразных языках //Теоретические основы компиляции. - Новосибирск, 1980. - С. 17-23.

4. БАУЭР Ф., ГООЗ Г. Информатика. -М., 1976. - 484 с.

МАШИНЫ ТЬЮРИНГА НАД СВОБОДНЫМИ ПРОИЗВЕДЕНИЯМИ ГРУПП

Лисовик Л.П., Киев

Согласно [1] каждая разметка $\mu: G(\Delta) \to \Sigma$ (Δ, Σ - конечные множества) определяет поведение (конечного) дискретного преобразователя (автомата) $A = (K, \Sigma, \Delta, H, q_0, q^*)$ над группой $G(\Delta)$. Машина Тьюринга (МТ-машина) $A = (K, \Sigma, \Sigma', \Delta, H, q_0, q^*)$ над группой $G(\Delta)$ в сравнении с дискретным преобразователем имеет в множестве меток Σ' выделенное подмножество входных меток Σ и может менять метки обозреваемых элементов. МТ-машина A называется ОМТ-машиной, если можно указать число r такое, что на любой разметке $\mu : G(\Delta) \to \Sigma$ она может менять метку каждого элемента $v \in C(\Delta)$ не более чем r раз. Пусть $A(x,\mu)$ - элемент группы $G(\Delta)$, на котором автомат (МТ-машина) A окажется в заключительном состоянии q^*, если он при разметке μ начнет работу в начальном состоянии q_0 на элементе $x \in C(\Delta)$. Считаем, что e - единица группы $G(\Delta)$, $St(A,\mu)$ означает $\exists y(A(e,\mu) = y)$, а $\exp_b c$ означает b^c.

Для автоматов (ОМТ-машин) A, B, B_i, $1 \le i \le n$, над произвольной группой $G(\Delta)$ рассматривается ряд проблем:

- P_1 (проблема e-остановки): $\exists\mu(A(e,\mu) = e)$;
- P_2 (проблема остановки): $\exists\mu(St(A,\mu))$;
- P_3 (проблема слабой эквивалентности): $\forall\mu\ \forall u\ \forall v\ (A(e,\mu) = u \wedge B(e,\mu) = v \to u = v)$;
- $P_4(A,B)$: $\forall\mu(St(A,\mu) \to St(B,\mu))$;
- P_5 (проблема эквивалентности): $P_3(A,B) \wedge P_4(A,B) \wedge P_4(B,A)$; ;
- P_6^n: $\exists\mu(\bigwedge_{i=1}^{n} B_i(e,\mu) = e)$.

Пусть $P_i \to P_j$ означает: проблема P_i сводима к проблеме P_j. Выполняются такие соотношения:

1. $P_1 \leftrightarrow P_2 \leftrightarrow P_3 \leftrightarrow P_6^n \to P_4 \leftrightarrow P_5$ для ОМТ-машин.

2. $P_2 \leftrightarrow P_3 \to P_1 \to P_6^n$, $P_2 \to P_4 \leftrightarrow P_5$ для дискретных преобразователей.

ТЕОРЕМА 1. *Пусть* $1 \le k \le 5$. *Если для* $i = 1,2$ *для ОМТ-машин над группой* G_i *разрешима проблема* P_k, *то она разрешима и для ОМТ-машин над свободным произведением групп* G_1 *и* G_2.

Пусть A - ОМТ-машина над $G_1 * G_2$ и $M_n = M_{n1} \cup M_{n2}$, где $M_{nj} = \{v_1 \dots v_n \mid v_1 \in G_j$, и если $v_\alpha \in G_i$, то $v_{\alpha+1} \in G_t$, $\{i,t\} = \{1,2\}$, $1 \le \alpha \le n-1\}$. Пусть $L = \bigcup_{n=1}^{\infty} L_n$, где $L_n = \{(q,p) \mid$ при некоторой разметке μ ОМТ-машина A, начав на e в состоянии q и не выходя из множества M_n, через конечное число шагов придет на e в состоянии $p\}$. Индукцией по n доказывается, что каждое множество L_n строится эффективно. Используя технику следов на границах между множествами M_n, M_{n+1}, получаем $L = \bigcup_{n=1}^{s} L_n$, где $s = 2\exp_2(\exp_2 |A|^2)$.

ТЕОРЕМА 2. *Пусть $1 \le k \le 5$. Если для $i = 1,2$ для дискретных преобразователей над группой G_i разрешимы проблемы P_k, P_6^n, $n \in N^+$, то они разрешимы и для дискретных преобразователей над свободным произведением групп G_1 и G_2.*

Пусть $\mathcal{A} = (\mathfrak{A}, \mathfrak{B})$ - система алгоритмических алгебр [2] с символами микроопераций f_j, $1 \le j \le 21$, и символами p_t, $1 \le t \le m$, элементарных логических условий. $\mathcal{A} = (\mathfrak{A}, \mathfrak{B})$ есть система алгоритмических алгебр над группой $G(\Delta)$, если $\Delta = \{f_j \mid 1 \le j \le 21\}$, $\mathfrak{A} = G(\Delta)$ и операция умножения алгебры операторов $\mathfrak{A}$ совпадает с операцией умножения группы $G(\Delta)$.

ТЕОРЕМА 3. *Если для ОМТ-машин над группой $G(\Delta)$ разрешима проблема эквивалентности, то для операторов системы алгоритмических алгебр над $G(\Delta)$ также разрешима проблема эквивалентности.*

ТЕОРЕМА 4. *Пусть $1 \le k \le 5$. Если для $i = 1,2$ для операторов системы алгоритмических алгебр над группой G_i разрешимы проблемы P_k, P_6^n, $n \in N^+$, то они разрешимы и для операторов системы алгоритмических алгебр над свободным произведением групп G_1 и G_2.*

Пусть $\mathscr{L}_1$, $\mathscr{L}_2$ - классы схем, которые могут быть получены соответственно из схем Янова с одним одноповоротным счетчиком (из линейных унарных рекурсивных схем с конечноповоротными счетчиками) конечным применением операций суперпозиции, α-дизъюнкции и α-итерации [2].

ТЕОРЕМА 5. *Для схем класса* $\mathscr{L}_1$ *над бесконечной циклической группой неразрешима проблема пустоты.*

ТЕОРЕМА 6. *Для схем класса* $\mathscr{L}_2$ *разрешима проблема эквивалентности.*

Литература

1. ГЛУШКОВ В.М., ЛЕТИЧЕВСКИЙ А.А. Теория дискретных преобразователей //Избранные вопросы алгебры и логики. - Новосибирск: Наука, 1973. - С. 5-39.

2. ГЛУШКОВ В.М., ЦЕЙТЛИН Г.Е., ЮЩЕНКО Е.Л. Алгебра, языки, программирование. - Киев: Наукова думка, 1974.

ЯЗЫК ДОКАЗАТЕЛЬНОГО ПРОГРАММИРОВАНИЯ ЯМС

Макаров В.П., Гомель

Одной из основных проблем доказательного программирования [1,2] является разработка удобных языков доказательного программирования. В заметке излагаются основные принципы построения языка доказательного программирования ЯМС (Язык Математических Спецификаций) - входного языка системы доказательного программирования СИНАЛ, разрабатываемой в настоящее время в Гомельском отделении Вычислительного центра Академии наук Белоруссии.

Используя терминологию [3, с. 82], язык ЯМС можно считать теоретико-множественной надстройкой языка многосортного исчисления предикатов с равенством. Это означает, что в языке ЯМС, кроме обычных термов, имеются также типовые термы, соответствующие основным теоретико-множественным обозначениям, например:

set(t) - "множество всех подмножеств" множества t (множеством называется некоторый типовой терм; простейшими типовыми термами являются имена сортов);

{x:t!P(x)} - подмножество всех таких x из множества t, для которых формула P(x) истинна;

(S -> T) - множество всех функций из S в T.

Конечно, точный смысл этих (и других) обозначений задается соответствующими аксиомами.