ТЕОРИЯ АЛГОРИТМОВ И ЕЕ ПРИЛОЖЕНИЯ
(Вычислительные системы)
1989 год Выпуск 129

УДК 510.25+510.662

О ВЫВОДИМОСТИ В ЛОГИКАХ СХЕМ ПРОГРАММ

М.Ю.Губарьков, М.В.Кучуганов

В работе [1] описываются исчисления (логики) схем программ Ω_1, Ω_4, Ω_5, Ω_6, позволяющие целенаправленно выводить тотально корректные схемы программ, и доказывается ряд теорем об их свойствах. В работе [2] решается вопрос о выводимости в исчислении Ω_1 и строится алгоритм проверки выводимости в Ω_1 .

В настоящей работе описываются исчисления схем программ ω_i , $i = 1,\ldots,8$, подобные исчислениям из [1]. Доказываются критерии непротиворечивости теорий и выводимости в них формул в этих исчислениях. Приводятся алгоритмы проверки выводимости в теориях в исчислениях ω_i .Рассматривается возможность использования логик схем программ для организации работы в базе программ.

§1. Синтаксис логик схем программ

Определим основные понятия и опишем синтаксис исчислений схем программ ω_i, $i = 1,\ldots,8$.

Пропозициональная сигнатура $\mathbf{P}$ - непустое разрешимое множество пропозициональных символов. Формулы классической логики высказываний строятся над $\mathbf{P}$ обычным образом при помощи связок $\neg$, $\&$, $\vee$, $\supset$. Формулы классической логики высказываний над $\mathbf{P}$ обозначаем большими латинскими буквами $A, B, \ldots$; U обозначает тавтологию классической логики высказываний, $\mathbf{F}$ - ее противоречие. Альтернативная дизъюнкция над $\mathbf{P}$ - слово вида $A_1 | \ldots | A_n$. Альтернативные дизъюнкции над $\mathbf{P}$ обозначаем большими греческими буквами $\Gamma, \Delta, \ldots$ Альтернативная импликация над $\mathbf{P}$ - слово вида $\Gamma \Rrightarrow \Delta$. Конструктивная импликация над $\mathbf{P}$ - слово вида $\Gamma \Rightarrow \Delta$. Отвержение над $\mathbf{P}$ - слово вида $\# A$, где A называем отвергаемой формулой.

В дальнейшем мы опускаем упоминания о сигнатуре $\mathbf{P}$. Дизъюнкцию формул A_i ($i \in \pi$, где π - конечное множество натуральных чисел)сокращенно записываем как $\bigvee_{\pi} A_i$. Альтернативную дизъюнкцию формул A_i ($i \in \pi$, где π - конечное множество натуральных чисел) сокращенно записываем как $\sum_{\pi} A_i$.

Формулами исчислений ω_i, $i = 1, \ldots, 8$, являются формулы классической логики высказываний, отвержения, альтернативные и конструктивные импликации. Аксиомами исчислений ω_i являются тавтологии классической логики высказываний, отвержения ее противоречий и альтернативные импликации вида $\sum_{\mu} A_i \Rrightarrow \sum_{\nu} B_j$, где для каждого $i \in \mu$ существует $j \in \nu$ такое, что тавтологией классической логики высказываний является формула $A_i \supset B_j$.

Теория Th в исчислении ω_i - конечное множество формул классической логики высказываний, отвержений конструктивных импликаций, причем каждой аксиоме Th ставится в соответствие ее (гёделев) номер.

Вывод в теории Th в исчислении ω_i - дерево, листья которого - аксиомы Th и ω_i, а каждому узлу поставлены в соответствие правило вывода ω_i и формула, являющаяся результатом применения этого правила к формулам, соответствующим узлам, которые непосредственно предшествуют данному. Подвывод - поддерево вывода. <u>Глубина</u> (под)вывода определяется длиной максимального из путей от листьев (под)вывода к его корню.

Формула $\mathbf{F}$ <u>выводима</u> в теории $\mathbf{Th}$ в исчислении ω_i, если существует вывод в $\mathbf{Th}$ в ω_i, в соответствии корню которого она поставлена (обозначим через $\mathbf{Th} \vdash_{\omega_i} \mathbf{F}$).

Теорию $\mathbf{Th}$ в исчислении ω_i называем (логически) <u>противоречивой</u>, если в ней выводима любая формула ω_i .

Правила вывода в исчислении ω_1 следующие:

<u>А. Правила классического вывода:</u>

А1. Правило modus ponens: $\dfrac{\mathbf{A} \quad \mathbf{A} \supset \mathbf{B}}{\mathbf{B}}$.

<u>В. Правила альтернативного вывода:</u>

В1. Правила следования: $\dfrac{\mathbf{A} \supset \mathbf{B}}{\mathbf{A} \Rrightarrow \mathbf{B}}$, $\quad \dfrac{\mathbf{A} \Rrightarrow \mathbf{B}}{\mathbf{A} \supset \mathbf{B}}$.

В2. Правило слияния: $\dfrac{\Gamma \Rrightarrow \Delta \quad \Theta \Rrightarrow \Delta}{\Gamma | \Theta \Rrightarrow \Delta}$.

В3. Правило композиции: $\dfrac{\Gamma \Rrightarrow \Theta \quad \Theta \Rrightarrow \Delta}{\Gamma \Rrightarrow \Delta}$.

<u>С. Правила негативного вывода:</u>

С1. Правило modus tollens: $\dfrac{\mathbf{A} \supset \mathbf{B} \quad \#\mathbf{B}}{\#\mathbf{A}}$.

С2. Правило отвержения: $\dfrac{\neg \mathbf{A}}{\#\mathbf{A}}$.

С3. Правило противоречия: $\dfrac{\mathbf{A} \quad \#\mathbf{A}}{\mathbf{B}}$.

<u>D. Правила конструктивного вывода:</u>

D1. Правило соединения $\dfrac{\Gamma \Rightarrow \Delta \quad \Theta \Rightarrow \Phi}{\Gamma | \Theta \Rightarrow \Delta | \Phi}$.

D2. Правило сокращения: $\dfrac{\Gamma | \Theta \Rightarrow \Delta | \Gamma}{\Theta \Rightarrow \Delta}$.

D3. Правило релаксации: $\dfrac{\Gamma \Rrightarrow \Theta \quad \Theta \Rightarrow \Phi \quad \Phi \Rrightarrow \Delta}{\Gamma \Rightarrow \Delta}$.

D4. Правило бесконечного цикла: $\dfrac{\mathbf{A} \Rightarrow \mathbf{A}}{\#\mathbf{A}}$.

D5. Правило ошибки: $\dfrac{\#\mathbf{A}}{\mathbf{A} \Rightarrow \mathbf{A}}$.

В исчислении ω_2 имеются все те же правила, что и в ω_1, а также следующее правило альтернативного вывода:

B4. Правило конверсии: $\dfrac{\Gamma|A|B|\Theta \Rightarrow \Delta|C \vee D|\Phi}{\Gamma|A \vee B|\Theta \Rightarrow \Delta|C|D|\Phi}$.

В исчислениях ω_3 и ω_4 имеются все те же правила, что и в ω_1, и в ω_2 соответственно, а также следующее правило негативного вывода:

C4. Правило отрицания: $\dfrac{\# A}{\neg A}$.

В исчислениях ω_5 и ω_6 имеются все те же правила, что и в ω_2, и в ω_4 соответственно, но правило B4 можно использовать только в подвыводах, оканчивающихся правилом D4.

В исчислениях ω_7 и ω_8 имеются все те же правила, что и в ω_2, и в ω_4 соответственно, но правило B4 нельзя использовать в подвыводах, оканчивающихся правилом D4.

ПРЕДЛОЖЕНИЕ 1. *Исчисления* ω_4, ω_3, ω_6, ω_1 *являются консервативными расширениями исчислений* Ω_1, Ω_2, Ω_3, Ω_4 *(из [1]) соответственно.*

Множество номеров конструктивных аксиом теории Th в исчислении ω_i обозначаем через π, а множество номеров отвержений Th - через σ (аксиома Th с номером $j \in \pi$ записывается как $\Gamma_j \to \Delta_j$, а с номером $j \in \sigma$ - как $\# A_j$). Выводимость формулы A из классических аксиом Th в классической логике высказываний обозначаем через $\mathrm{Th} \vdash_0 A$. Дизъюнкцию отвергаемых формул Th и (произвольного) противоречия классической логики высказываний обозначаем через $A_{\#}$; их альтернативную дизъюнкцию - через $\Gamma_{\#}$.

§2. Совершенная выводимость в логиках схем программ

Подвывод в теории Th в исчислении ω_i, не содержащий правил C3, D4, называем p-подвыводом; p-подвывод, не содержащий правила B4, называем a-подвыводом; p-подвывод, не содержащий правила C4, называем n-подвыводом. Подвыводы типов τ (τ-подвыводы), где $\tau \in \{an, a, n, p\}$, называем также <u>совершенными</u>.

Формула F τ-выводима (выводима <u>совершенно</u>) в теории Th в исчислении ω_i, если существует τ-подвывод в Th в ω_i, в соответствие корню которого она поставлена (обозначаем через $Th \vdash_{\tau i} F$).

ПРЕДЛОЖЕНИЕ 2. *Всякий совершенный подвывод в теории* Th *в исчислении* ω_i *является выводом в* Th *в* ω_i ($i = 1,\ldots,8$) *или подвыводом вывода в* Th *в* ω_i, *оканчивающегося правилом* D4.

Обозначаем через $\tau''i$ значение τ такое, что всякий совершенный подвывод в Th в ω_i, являющийся выводом, есть $\tau''i$ -подвывод.

Обозначаем через $\tau'i$ значение τ такое, что всякий совершенный подвывод в Th в ω_i, являющийся подвыводом вывода, оканчивающегося правилом D4, есть $\tau'i$ -подвывод.

ПРЕДЛОЖЕНИЕ 3. *Для* $i = 1,\ldots,8$ *и подвыводы* $\tau'i$ *и* $\tau''i$ *имеют следующие значения:*

$$\tau'1 = an,\quad \tau''1 = an;\qquad \tau'2 = n,\quad \tau''2 = n;$$
$$\tau'3 = a,\quad \tau''3 = a;\qquad \tau'4 = p,\quad \tau''4 = p;$$
$$\tau'5 = n,\quad \tau''5 = an;\qquad \tau'6 = p,\quad \tau''6 = a;$$
$$\tau'7 = an,\quad \tau''7 = n;\qquad \tau'8 = a,\quad \tau''8 = p.$$

В соответствии с вышеизложенным, в формулировках критериев совершенной выводимости в теориях в исчислениях ω_i опускаем перечисление случаев, когда используется рассматриваемый критерий; в доказательствах, для определенности, полагаем, что работаем в исчислении ω_4.

ЛЕММА 1. *1) Теория* $Th \vdash_a \sum\limits_{\mu} A_j \equiv \sum\limits_{\nu} B_k$, *если и только если для каждого* $j \in \mu$ *существует* $k \in \nu$ *такое, что* $Th \vdash_a A_j \supset B_k$;

2) $Th \vdash_p \sum\limits_{\mu} A_j \Rrightarrow \sum\limits_{\nu} B_k$, *если и только если* $Th \vdash_p \bigvee\limits_{\mu} A_j \supset \bigvee\limits_{\nu} B_k$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Утверждение 2 очевидно, докажем утверждение 1.

Если для каждого $j \in \mu$ существует $k \in \nu$ такое, что $Th \vdash_a A_j \supset B_k$, то $Th \vdash_a \sum_\mu A_j \equiv \sum_\nu B_k$, поскольку существует вывод следующего вида:

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\{A_j \supset B_k\}_\mu}{\{A_j \Rrightarrow B_k \qquad B_k \Rrightarrow \sum_\nu B_k\}_\mu}}{\{A_j \Rrightarrow \sum_\nu B_k\}_\mu}}{\sum_\mu A_j \Rrightarrow \sum_\nu B_k},$$

где формулы $B_k \Rrightarrow \sum_\nu B_k$ - аксиомы.

Если $Th \vdash_a \sum_\mu A_j \Rrightarrow \sum_\nu B_k$, то индукцией по глубине вывода из правил B1, B2, B3 получаем, что для каждого $j \in \mu$ существует $k \in \nu$ такое, что $Th \vdash_a A_j \supset B_k$.

ЛЕММА 2. *1) Теория* $Th \vdash_\tau A$ *, если и только если* $Th \vdash_\tau U \equiv A$;

2) $Th \vdash_\tau \# A$, *если и только если* $Th \vdash_\tau A \Rrightarrow \Gamma_\#$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Утверждение 1 очевидно; докажем утверждение 2.

Если $Th \vdash_\tau A \Rrightarrow \Gamma_\#$, то, согласно лемме 1, найдется аксиома $\# B$ такая, что $Th \vdash_\tau A \supset B$,а, следовательно, $Th \vdash_\tau \# A$.

Если $Th \vdash_\tau \# A$, то индукцией по глубине вывода из правил C1, C2, C4 получаем, что $Th \vdash_\tau A \Rrightarrow \Gamma_\#$.

ЛЕММА 3. *1) Теория* $Th \vdash_n A$ *, если и только если* $Th \vdash_0 A$;

2) $Th \vdash_p A$ *, если и только если* $Th \vdash_0 A \vee A_\#$:

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Утверждение 1 очевидно; докажем утверждение 2.

Если $Th \vdash_0 A \vee A_\#$, то, согласно леммам 1 и 2, $Th \vdash_p \neg A \Rrightarrow \Gamma_\#$ и $Th \vdash_p \# \neg A$, а, следовательно, $Th \vdash_p A$.

Если $\mathrm{Th} \vdash_p A$, то индукцией по глубине вывода получаем, что $\mathrm{Th} \vdash_0 A \vee A_{\#}$.

Подмножество $\alpha \subseteq \pi$ называем τ-гнездом по конструктивной импликации $\Gamma \Rightarrow \Delta$ в теории Th, если

$$\begin{cases} \mathrm{Th} \vdash_\tau \Gamma \Rrightarrow \sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#}, \\ \mathrm{Th} \vdash_\tau \sum\limits_\alpha \Delta_j | \mathbf{F} \Rrightarrow \sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#} | \Delta. \end{cases}$$

ПРЕДЛОЖЕНИЕ 4. *Среди τ-гнезд по данной конструктивной импликации в Th существует максимальное τ-гнездо, включающее все остальные τ-гнезда.*

ТЕОРЕМА 1. *Теория $\mathrm{Th} \vdash_\tau \Gamma \Rightarrow \Delta$, если и только если в Th существует τ-гнездо по $\Gamma \Rightarrow \Delta$.*

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Если в теории Th существует τ-гнездо по $\Gamma \Rightarrow \Delta$, то $\mathrm{Th} \vdash_\tau \Gamma \Rightarrow \Delta$, поскольку существует τ-подвывод $\Gamma \Rightarrow \Delta$ указанного в следствии вида.

Если $\mathrm{Th} \vdash_\tau \Gamma \Rightarrow \Delta$, то индукцией по глубине вывода из правил D1, D2, D3, D4 получаем, что в теории Th существует τ-гнездо по $\Gamma \Rightarrow \Delta$.

СЛЕДСТВИЕ. *Если $\mathrm{Th} \vdash_\tau \Gamma \Rightarrow \Delta$, то существует τ-подвывод $\Gamma \Rightarrow \Delta$ в Th следующего стандартного вида:*

$$\dfrac{\dfrac{\sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#} | \Gamma \Rrightarrow \sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#} \qquad \dfrac{\{\Gamma_j \Rightarrow \Delta_j\}_\alpha \qquad \dfrac{\dfrac{\{\#A_j\}_\sigma}{\{A_j \Rightarrow A_j\}_\sigma} \qquad \dfrac{U}{\mathbf{F} \Rightarrow \mathbf{F}}}{\Gamma_{\#} \Rightarrow \Gamma_{\#}}}{\sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#} \Rightarrow \sum\limits_\alpha \Delta_j | \Gamma_{\#}} \qquad \sum\limits_\alpha \Delta_j | \Gamma_{\#} \Rrightarrow \sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#} | \Delta}{\sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#} | \Gamma \Rightarrow \sum\limits_\alpha \Gamma_j | \Gamma_{\#} | \Delta}}{\Gamma \Rightarrow \Delta},$$

где $\alpha \subseteq \pi$ *–* τ*-гнездо по формуле* $\Gamma \Rightarrow \Delta$ *в теории* Th .

§3. Совершенные теории в логиках схем программ

Подмножество $\alpha \subseteq \pi$ называем <u>ядром</u> теории Th в исчислении ω_1 , если

$$\mathrm{Th} \vdash_{\tau'_1} \sum_{\alpha} \Delta_j \,|\, F \Rrightarrow \sum_{\alpha} \Gamma_j \,|\, \Gamma_{\#} .$$

Ядро Th в ω_1 называем <u>вырожденным</u>,если

$$\mathrm{Th} \vdash_{\tau''_1} \sum_{\alpha} \Gamma_j \,|\, F \Rrightarrow \Gamma_{\#} .$$

ПРЕДЛОЖЕНИЕ 5. *В теории* Th *в исчислении* ω_1 *существуют минимальное ядро (пустое, вырожденное) и максимальное (вырожденное) ядро, включающее все остальные (вырожденные) ядра.*

Теорию Th в исчислении ω_1 называем <u>совершенной</u>,если всякое ядро Th вырожденно.

ТЕОРЕМА 2. *Совершенная теория* Th *в исчислении* ω_1 *противоречива, если и только если* $\mathrm{Th} \vdash_{\tau''_1} U \Rrightarrow \Gamma_{\#}$. *В непротиворечивой совершенной теории* Th *в исчислении* ω_1 $\mathrm{Th} \vdash_{\omega_1} F$ *, если и только если* $\mathrm{Th} \vdash_{\tau''_1} F$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Если в совершенной теории Th в исчислении ω_1 $\mathrm{Th} \vdash_{\tau'_1} A \Rightarrow A$, то τ'_1-гнездо по $A \Rightarrow A$ является вырожденным ядром Th , а, значит, $\mathrm{Th} \vdash_{\tau''_1} \# A$. Индукцией по глубине вывода получаем, что если $\mathrm{Th} \vdash_{\omega_1} F$ без правила С3, то $\mathrm{Th} \vdash_{\tau''_1} F$; обратное справедливо по определению.

Очевидно, что (произвольная) теория Th в исчислении ω_1 противоречива, если и только если существует такая формула A , что $\mathrm{Th} \vdash_{\omega_1} A$ и $\mathrm{Th} \vdash_{\omega_1} \# A$ без правила С3.

Следовательно,в непротиворечивой совершенной теории Th в исчислении ω_1 $\mathrm{Th} \vdash_{\omega_1} F$, если и только если $\mathrm{Th} \vdash_{\tau''_1} F$;

согласно лемме 2, совершенная теория Th в исчислении ω_1 противоречива, если и только если $\mathrm{Th} \vdash_{\tau'_1} U \Rightarrow \Gamma_{\#}$.

<u>Усовершенствованием</u> теории Th в исчислении ω_1 с множеством конструктивных аксиом $\{\sum_{\mu_1} A_j \Rightarrow \sum_{\nu_1} B_k\}_{1\in\pi}$ с максимальным ядром $\alpha \subseteq \pi$ и максимальным вырожденным ядром $\beta \subseteq \alpha$ называем теорию в ω_1

$$\mathrm{Th} \cup \{\#A_j\}_{j\in\mu_1,\, 1\in\alpha\setminus\beta} \ .$$

ПРЕДЛОЖЕНИЕ 6. *Теория* Th *в исчислении* ω_1 *и ее усовершенствование* Th' *в* ω_1 *эквивалентны по множеству теорем: Всякое ядро теории* Th *является вырожденным ядром теории* Th'.

ТЕОРЕМА 3. *Для всякой теории* Th *в исчислении* ω_1 *существует эквивалентная ей по множеству теорем совершенная теория* Th'.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Рассмотрим ряд теорий $\mathrm{Th}_j (0 \le j \le n$, где n - количество конструктивных аксиом в данной теории $\mathrm{Th})$ в исчислении ω_1 , где Th_0 есть данная теория Th , а теория Th_j, $1 \le j \le n$, есть усовершенствование теории Th_{j-1}.

Все теории Th_j, $0 \le j \le n$, согласно предложению 6, эквивалентны по множеству теорем.

Покажем, что среди Th_j, $0 \le j \le n$, имеется по крайней мере одна совершенная теория Th' . Мощность максимального ядра теории Th_j обозначим через n_j .

Имеем, по предложению 6, что $n_{j-1} \le n_j$ для любого $1 \le j \le n$.

Если $n_0 = 0$, то все теории Th_j, $0 \le j \le n$, являются совершенными. Если же $n_0 \ne 0$, то (поскольку $0 \le n_j \le \le n$ для любого $0 \le j \le n$) среди n_j, $1 \le j \le n$, имеется такое n_k , что $n_k = n_{k-1}$, а, значит, все теории

Th_j, $k \le j \le n$, являются совершенными. В любом случае теория Th_n является совершенной.

§4. Алгоритмы проверки выводимости в теориях в логиках схем программ

Алгоритмы проверки непротиворечивости совершенной теории и алгоритмы проверки выводимости формул классической логики высказываний, отвержений и альтернативных импликаций в совершенной непротиворечивой теории в исчислениях ω_i, $i = 1,\dots,8$, тривиальны.

Алгоритм поиска максимального гнезда. Даны совершенная непротиворечивая теория в исчислении ω_i и формула $\Gamma \to \Delta$, для которой необходимо найти максимальное $\tau''i$ -гнездо.

1. Проверяем условие $Th \vdash_{\tau'' i} \Gamma \Rrightarrow \sum\limits_{\pi} \Gamma_j | \Gamma_{\#}$.

2. Если условие 1 не выполняется, то гнезда не существует; заканчиваем работу.

3. Проверяем условие $Th \vdash_{\tau'' i} \sum\limits_{\pi} \Delta_j | \Gamma_{\#} \Rrightarrow \Delta | \sum\limits_{\pi} \Gamma_j | \Gamma_{\#}$.

4. Если условие 3 выполняется, то множество π является максимальным $\tau'' i$-гнездом; заканчиваем работу. Если условие 3 не выполняется и $\pi = \emptyset$, то гнезда не существует; заканчиваем работу.

5. Выбираем такое $j \in \pi$, что не выполняется условие

$$Th \vdash_{\tau'' i} \Delta_j | \Gamma_{\#} \Rrightarrow \Delta | \sum\limits_{\pi} \Gamma_j | \Gamma_{\#} .$$

6. Удаляем из множества π номер j: $\pi := \pi \setminus \{j\}$ и переходим к выполнению шага 1.

Алгоритмы поиска максимального ядра и максимального вырожденного ядра в произвольной теории в исчислении ω_i подобны алгоритму поиска максимального гнезда. Алгоритм совершенствования произвольной теории в исчислении ω_i содержится в доказательстве теоремы 3.

§5. Использование логик схем программ для организации работы в базе программ

В заключение рассмотрим приложения логик схем программ к организации работы в базе программ.

Описание базы программ на языке ω_i, $i = 1,\ldots,8$, представляет собой теорию ω_i и строится следующим образом.

Каждая программа (процедура, функция, модуль), входящая в базу программ, описывается конструктивной импликацией $\Gamma \Rightarrow \Delta$, где формулы Γ, Δ содержат пред- и постусловия программы (не обязательно слабейшие или сильнейшие) соответственно. При этом в соответствии с семантикой ω_i программа и ее описание должны быть корректны в том смысле, что, начиная работу в любом состоянии, когда истинна какая-либо формула $A \in \Gamma$, программа заканчивает ее через конечное время в состоянии, когда истинна какая-то формула $B \in \Delta$, причем в процессе работы программа расходует некоторые заранее ограниченные ресурсы. Общие свойства отдельных программ, отношения между различными программами, общие свойства базы программ описываются формулами классической логики высказываний и отвержениями.

Наличие в теории ядер, т.е. выводимость в теории конструктивных импликаций вида $\Gamma \Rightarrow \Gamma$, содержательно означает возможность построения программ, бесконечно расходующих ограниченные ресурсы, что невозможно, если существуют состояния, в которых истинна какая-либо формула $A \in \Gamma$; в теории эта невозможность выражается в том, что в ней выводимо и $\# A$ для любой формулы $A \in \Gamma$. Наличие в теории невырожденных ядер, а значит, и формул вида $\# A$, невыводимых без правила бесконечного цикла, означает также, что эта невозможность не была выражена в теории явно и, возможно, противоречит действительному положению вещей. Теории, имеющие невырожденные ядра (т.е. несовершенные теории), называем также <u>стилистически</u> противоречивыми.

Теория - описание базы программ Th не может быть полной и должна постоянно пересматриваться. Очевидно, что в любой момент Th должна быть логически и стилистически непротиворечивой. Практически необходимо, чтобы Th была также достаточно сильна, т.е. чтобы в ней были выводимы конструктивные импликации из заданного множества Tx. Заметим, что, добавив к Th некоторую конструктивную импликацию из Tx, мы можем получить логически или стилистически противоречивую теорию; такая Th называется потенциально противоречивой.

Поиск вывода интересующих нас конструктивных импликаций, извлечение из вывода (если он существует) схемы интересующей нас программы для ее дальнейшего синтеза, усиление теории-описания базы программ, устранение в ней логических, стилистических и потенциальных противоречий и, если необходимо, изменение самой базы программ и составляет сущность рассматриваемого варианта использования логик схем программ для организации работы в базе программ.

Алгоритмы, приведенные в §4, позволяют проводить поиск вывода, а также указывать те подмножества теории, изменение которых позволяет устранить данное противоречие или получать формулы, которые, будучи добавленными в рассматриваемую теорию, устраняют данное противоречие или, наоборот, усиливают теорию. Пользователь же использует предлагаемую информацию для изменения базы программ или описывающей ее теории.

Литература

1. НЕПЕЙВОДА Н.Н. Некоторые семантические конструкции конструктивных логик схем программ //Настоящий сборник.-С.49-66.

2. CUBAR'KOV M.Yu. Algoritm of derivalibity checking in the calculus Ω_1. //COLOG-88. - Tallinn. - 1988. - Vol. 2. - P. 19-24.

Поступила в ред.-изд.отд.
16 мая 1989 года