б) O(L) *в* $\emptyset$*-алгебре при условии, что* t, t', t_i, t_i, $i = \overline{1,n}$, *- ациклические термы;*

в) O(rL) *в К-алгебре при условии, что* t, t', t_i, t_i', $i = \overline{1,n}$, *- ациклические термы.*

Литература

1. DOWNEY P.J., SETHY R., TARJAN R.E. Variation on the common subexpression problem //Journ. ACM. - 1980. - Vol.27,N4. - P. 758-771.

2. ЛЕТИЧЕВСКИЙ А.А., ГОДЛЕВСКИЙ А.Б. Оптимизация алгоритмов в процессе их проектирования методом формализованных технических заданий //Автоматизация проектирования ЭВМ и их компонентов. -Киев, 1977. -С. 46-71 (ИК АН Украины).

3. ГОДЛЕВСКИЙ А.Б., КРИВОЙ С.Л. Трансформационный синтез эффективных алгоритмов с учетом дополнительных спецификаций // Кибернетика. - 1986. -№6. -С. 37-43.

ИМПЕРАТИВНЫЕ ПРОГРАММНЫЕ АЛГЕБРЫ И ЛОГИКИ ДЛЯ ТРАДИЦИОННЫХ ЯЗЫКОВ ПРОГРАММИРОВАНИЯ

Кузенко В.Ф., Киев

В программологии учет манипуляционного аспекта данных приводит к необходимости уточнять собственно данные по меньшей мере как именные [1] и, следовательно, исследовать императивные программные алгебры и логики.

Отправляясь от уровня абстракции, соответствующего именным данным, можно получать адекватные уточнения программистских понятий в языках любого уровня за счет выбора подходящих конкретизаций именных данных.

Для языков, подобных Паскалю, удается не только предложить строгую трактовку таких ключевых понятий, как программные переменные и программные константы, но и привести ее в полное соответствие с традиционным в математической логике толкованием (по Г.Фреге-А. Черчу [2]) констант и переменных.

Принципиальная особенность императивных программных алгебр для традиционных языков программирования - это наличие средств, связанных с конкретизацией вычислений по (абстрактным) именам их денотатов,и, кроме того, средств, обеспечивающих возможность абстрактным именам не только участвовать в вычислениях, но и самим вычисляться, т.е. "вырабатываться" некоторыми специальными функциями.

Предлагаются полные наборы базовых функций для машинно-ориентированных языков и языков, подобных Паскалю.

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 об - стоятельств, 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 по - зволило 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 опера - торов 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 зависи - мость выражений от операторов, точнее от именных данных, "вы - рабатываемых" операторами. Таким образом, в рамках импeратив - ных программных алгебр выявляется своего рода взаимная зависимость операторов и выражений.

Литература

1. РЕДЬКО В.Н. Семантические структуры программ //Про - граммирование. - 1981. - №1. -С. 3-19
2. ЧЕРЧ А. Введение в математическую логику. -М., 1960. - 484 с.
3. АГАФОНОВ В.Н. О семантике переменных в паскалеобраз - ных 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 дискрет-