3. ДЭВЕНПОРТ Дж., СИРЭ И., ТУРНЬЕ Э. Компьютерная алгебра. - Мир, 1991.

4. КОЛЯДА С.В. Разработка и некоторые применения системы аналитических вычислений АПАЛ-ПК//Решение задач в интеллектуальных компьютерных средах. - Киев, 1991 (ИК АН Украины).

5. ГРЕЧКО В.О., ПЕРУНОВА Т.Л., ТОКАРЕВА Г.В. Средства разработки диалоговых систем для персональных компьютеров //Методы и средства алгебраического и логического программирования.- Киев, 1990 (ИК АН Украины).

6. ЛАВРОВ И.А., МАКСИМОВА Л.Л. Упражнения по теории множеств, математической логике и теории алгоритмов. - М.: Наука, 1984.

НИЖНЯЯ ОЦЕНКА СЛОЖНОСТИ РАСШИРЕННОЙ ЭЛЕМЕНТАРНОЙ ТЕОРИИ СРАВНЕНИЙ ПОЛИНОМОВ ПО КОНСТАНТНОМУ МОДУЛЮ

Косовский Н.К., С.-Петербург

Установлена экспоненциального вида нижняя оценка числа шагов вычисления истинности индексно задаваемых систем формул элементарной теории сравнений полиномов по константному модулю.

В [1] доказана верхняя квадратичная оценка на максимальную используемую в процессе вычисления память, измеряемую относительно длины исходных данных для алгоритма, проверяющего истинность формул элементарной теории сравнения полиномов по константным модулям. Задача установления истинности этих формул является Р-СПЭЙС-полной.

Пусть Т - множество всех систем, возникающих из каждой такой бескванторной формулы с помощью введения одной переменной-неизвестной, списка индексов, каждый из которых (как и любая другая переменная, включая переменную-неизвестную) может являться переменной для натуральных чисел, не превосходящих заранее заданной конструкции. (В применении к персональному компьютеру эта константа равна $2^{16}-1$.) Все переменные,включая индексы, кодируются в трехбуквенном алфавите. Таким образом, в систему входят те и только те формулы, которые получаются из бескванторной формулы, содержащей переменную-неизвестную, посредством фиксации значений, не превосходящих некоторой константы, у всех переменных, включая индексы.

ТЕОРЕМА. *При всяком натуральном числе* Н *и любом рациональном* А*, меньшем 1/2, алгоритм, проверяющий существование решения у любой системы из* Т*, в которой число переменных* р *не превосходит числа индексов при переменной-неизвестной, не может выполнять-*

ся при некотором положительном С на односторонне одноленточной машине Тьюринга за $2^{C\cdot\max(M^A,p)} + H$ *шагов, где* M *– длина записи системы из* T.

Доказательство основано на сведении к булевым функциональным уравнениям и использовании полученной для них нижней оценки на число шагов вычисления [2].

Отметим, что если в теореме вместо системы уравнений, являющихся сравнениями полиномов по константному модулю, рассматривать только уравнение с одной переменной-неизвестной, то может быть получена полиномиальная верхняя оценка на число шагов установления разрешимости этого уравнения.

Если же при этом разрешить использовать несколько переменных-неизвестных, то задача становится полной для недетерминированного полиномиального времени. Таким образом, использование более мощных обозначений превращает (с точки зрения классической математики одну и ту же) задачу в существенно более сложную.

Р-СПЭЙС-полнота упомянутой в начале задачи устанавливается с помощью сведения к задаче установления истинности пропозициональных формул с кванторами по пропозициональным переменным.

Литература

1. Косовский Н.К. Элементарная теория сравнений полиномов по константным модулям // Десятая Всесоюз. конф. по математической логике.- Алма-Ата, 1990.- С.85.

2. Косовский Н.К. Основы теории элементарных алгоритмов.- Л., 1987.- 153 с. (ЛГУ).

СЛОЖНОСТЬ ВЫЧИСЛЕНИЯ КОНГРУЭНТНЫХ ЗАМЫКАНИЙ НА ГРАФАХ

Кривой С.Л., Киев

Рассматривается задача вычисления конгруэнтного замыкания некоторого априорного отношения эквивалентности на множестве вершин графа, посредством которого представляются элементы алгебры термов. Приводятся сложностные оценки решения как этой задачи, так и других связанных с ней задач.

Основные обозначения. Пусть $T(\Omega, R)$ – алгебра термов сигнатуры Ω над множеством переменных R ($\emptyset$–алгебра), а $\Omega_0 = \Omega$ – множество функциональных символов арности 0. Если $t = w(t_1, t_2,\ldots,t_n)$, то t_i, $i = \overline{1,n}$, называются непосредственными под -