решения описывают пространство-время с горловиной в случае фантомного и нормального полей.

А. В. Красненкова

Московский государственный университет им. М. В. Ломоносова,

novamariya@yandex.ru

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО КОНЕЧНОСТИ АЛГОРИТМА ПОИСКА ВЫВОДА ДЛЯ НАТУРАЛЬНЫХ СИСТЕМ НЕГАТИВНОЙ СИЛЛОГИСТИКИ И ОЦЕНКА ЕГО ВРЕМЕННОЙ СЛОЖНОСТИ

Алгоритм поиска вывода и натуральные системы негативной силлогистики сформулированы в [1]. Натуральные системы являются субординатными (вывод имеет вспомогательные «вложенные» подвыводы). Силлогистические правила вывода представляют собой переходы вида $XaY \vdash XiY$, $Xi{\sim}Y \vdash XoY$, $XiY \vdash \neg XeY$ и др., а также два модуса Barbara и Celarent: $XaZ, ZaY \vdash XaY$; $XaZ, ZeY \vdash XeY$. Силлогистические исчисления строятся на базе классической логики высказываний.

Конечность алгоритма поиска вывода для натурального субординатного исчисления классической логики высказываний доказана в [2, с. 60 69]. Отличие нашего алгоритма от приведенного в [2] заключается в наличии силлогистических правил вывода. Данные правила не сохраняют свойство подформульности, поэтому метод доказательства конечности рассматриваемого алгоритма имеет некоторые особенности.

Теорема 1. *Алгоритм поиска вывода для натуральных систем негативной силлогистики конечен.*

Докажем конечность алгоритма для силлогистических правил вывода. Пусть $r = n*m^2$, где m – количество как силлогистических терминов, входящих в формулу, которую требуется вывести/доказать, так и их отрицаний; n – число силлогистических правил вывода, а 2 — число аргументных мест в заключениях силлогистических правил вывода (в нашем случае оно для всех правил одинаково). Новые термины вводиться не могут. Тогда r будет равно максимальному количеству формул, которое может получиться при данном наборе терминов (исходя из нашего определения, само количество терминов будет равно $m/2$).С необходимостью r будет конечной величиной. При каждом применении силлогистического правила вывода r уменьшается ровно на 1, следовательно, соответствующая лимитирующая функция монотонно убывает.

С учетом результата, изложенного в [2], делаем вывод, что данный алгоритм конечен.

Теорема 2. *Алгоритм обладает экспоненциальной временной сложностью.*

Принадлежность временной сложности алгоритма классу EXPTIME доказывается следующим образом (будет достаточно рассмотреть только однопосылочные силлогистические правила вывода). Строится булева формула в КНФ вида $(\bar{x}_1 \vee \ldots \vee \bar{x}_n)\&\ldots\&(\bar{x}_1 \vee \ldots \vee \bar{x}_m)$, где $\bar{x}_i$ кодирует либо i-ю формулу последовательности вывода, либо ее отрицание; дизъюнкция литералов обозначает все формулы вывода на момент применения некоторого силлогистического правила. Итоговая конъюнкция — множество всех применений всех силлогистических правил вывода. Литерал $\bar{x}_i$ обозначает $\neg x_i$ в том случае, когда правило неприменимо к данной формуле, и x_i, когда применимо. Применимость правила к формуле вычисляется внешней функцией-оракулом.

На конкретных примерах продемонстрировано, что в ряде случаев длина указанной булевой формулы в КНФ будет экспоненциально возрастать при линейном росте размера входа (размер входа понимается как число элементарных силлогистических формул).

ЛИТЕРАТУРА

1. Красненкова А. В. *Алгоритм поиска вывода для систем негативной силлогистики* //Дисс. ... канд. философских наук. – М.: МГУ им. М. В. Ломоносова, 2009. – 109 с.

2. Болотов А. Е., Бочаров В. А., Горчаков А. Е., Макаров В. В., Шангин В. О. *Логика и компьютер. Выпуск 5. Пусть докажет компьютер.* – М.: Наука, 2004. – 206 с.