

**МИНОБРНАУКИ РОССИИ**  
**ФГБОУ ВО «СГУ ИМЕНИ Н. Г. ЧЕРНЫШЕВСКОГО»**

**УМНОЖЕНИЕ РАЗРЕЖЕННЫХ ПОЛИНОМОВ**

**ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА**

студента 3 курса 331 группы  
направления 10.05.01 — Компьютерная безопасность  
факультета КНиИТ  
Никитина Арсения Владимировича

Проверил  
доцент

\_\_\_\_\_

А. Н. Гамова

## СОДЕРЖАНИЕ

ВВЕДЕНИЕ .....	3
1    Определение полинома .....	4
2    Разреженные полиномы .....	5
3    Умножение разреженных полиномов .....	6
4    Умножение упорядоченных разреженных полиномов .....	7
5    Программная реализация алгоритма .....	8
6    Оценка работы алгоритма .....	8
ЗАКЛЮЧЕНИЕ .....	9

## **ВВЕДЕНИЕ**

В данной работе будут рассмотрены принципы алгоритмов вычисления умножения разреженных полиномов, оценки работы алгоритмов в наилучшем и наихудшем случаях, а также программная реализация алгоритмов.

Арифметические операции, такие как умножение, над целыми числами и полиномами лучше изучать в совокупности, так как многие алгоритмы, работающие с целыми числами по существу совпадают с алгоритмами, работающими с полиномами от одной переменной. Это верно не только для таких операций, как умножение и деление, но такое и для более сложно описываемых операций. Например, нахождение вычета целого числа по модулю, задаваемому другим целым числом.

## 1 Определение полинома

Если  $i$  - неотрицательное целое число то размер  $(i) = \log i + 1$ . Если  $p(x)$  - полином, то размер  $(p) = CT(p) + 1$ , где  $CT(p)$  - степень полинома  $p$ , то есть наибольшая степень переменной  $x$  с нулевым коэффициентом.

Над целыми числами и полиномами моно выполнять приближенное деление. Если  $a$  и  $b$  - два целых числа и  $b \neq 0$ , то найдется единственная пара целых чисел  $q$  и  $r$ , для которых

1.  $a = bq + r$
2.  $r < b$ ,

где  $q$  и  $r$  – соответственно частное и остаток от деления  $a$  и  $b$ .

Аналогично, если  $a$  и  $b$  – полиномы, причем  $b$  отличен от постоянной, то можно найти такие полиномы, что

1.  $a == bq + r$
2.  $CT(r) < CT(b)$

## 2 Разреженные полиномы

Представляя полиномом от одной переменной в виде  $\sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$ , мы предполагали до сих пор, что он плотный, то есть отличны от нуля почти все его коэффициенты. Для многих приложений полезно предполагать, что полином *разрежен*, то есть число ненулевых коэффициентов много меньше его степени. В такой ситуации логично представлять полином списком пар  $(a_i, j_i)$ , состоящих из ненулевого коэффициента и соответствующего ему показателя степени переменной  $x$ .

### 3 Умножение разреженных полиномов

Наиболее оптимальная из известных стратегий умножения разреженных полиномов состоит в том, что полином  $\sum_{i=1}^n a_i x^{j_i}$  задается списком пар:

$$(a_1, j_1), \dots, (a_n, j_n),$$

где все  $j_i$  различны и расположены в порядке убывания, то есть  $j_i > j_{i+1}$  для  $1 \leq i < n$ . Чтобы умножить два полинома, представленных таким образом, находим произведения пар и располагаем их по величине показателей (по вторым компонентам пар), объединяя все члены с одинаковыми показателями. Если это не делать, то придется расплачиваться ростом числа членов с одинаковыми показателями. Поэтому по мере выполнения арифметических операций сложность начнет значительно превосходить ту, которая была бы, если бы приведение подобных членов выполнялась на каждом шаге.

#### 4 Умножение упорядоченных разряженных полиномов

При умножении упорядоченных разряженных полиномов полиномов можно извлечь пользу из их упорядоченности из того, что в одном из них может оказаться много больше членов, чем в другом, чтобы максимально упростить упорядочение множества мономов произведения.

Полиномы  $f(x) = \sum_{i=1}^m a_i x^{j_i}$  и  $g(x) = \sum_{i=1}^n b_i x^{k_i}$  списками пар:

$$(a_1, j_1), \dots, (a_m, j_m),$$

$$(b_1, k_1), \dots, (b_n, k_n),$$

где последовательности  $j_1, \dots, j_m$  и  $k_1, \dots, k_n$  монотонно убывают

Полином  $\sum_{i=1}^p c_i x^{l_i} = f(x)g(x)$ , представленный списком пар, в котором последовательность  $l_1, \dots, l_p$  монотонно убывает.

Предполагаем, что  $m \geq n$ . Затем:

1. Строим последовательности  $S_i$ ,  $1 \leq i \leq n$ , в которых  $r$ -й член,  $1 \leq r \leq m$  равен  $(a_r b_i, j_r + k_i)$ . Таким образом,  $S_i$  представляет произведение полинома  $f(x)$  на  $i$ -й член полинома  $g(x)$ .
2. Сливаем  $S_{2i-1}$  с  $S_{2i}$  для  $1 \leq i \leq n/2$ , приводя подобные члены. Затем попарно сливаем полученные последовательности, приводя подобные члены, и повторяем процесс, пока не получим одну упорядоченную последовательность.

## **5 Программная реализация алгоритма**

## **6 Оценка работы алгоритма**

Алгоритм занимает  $O(mn \log n)$  времени в предположении, что  $m \geq n$ :

1. Первая часть алгоритма занимает  $O(n, m)$  времени.
2. Вторым шагом алгоритма требуется повторить  $\log n$  раз, и ясно, что при каждом выполнении процесса вся работа займет  $O(mn)$  времени.



## ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной работе были рассмотрены основные определения полиномов и отличия разреженных полиномов от плотных. Также был рассмотрен алгоритм построения умножения разреженных полиномов и оценена скорость его работы. Затем алгоритм был реализован на практике. Перемножение двух разреженных полиномов можно асимптотически оценить в  $O(mn \log n)$ .