

Algorytm znajdowania sumy podzbioru

(Algorithm for subset sum problem)

Łukasz Wasilewski

Praca licencjacka

Promotor: dr Paweł Gawrychowski

Uniwersytet Wrocławski
Wydział Matematyki i Informatyki
Instytut Informatyki

16 lutego 2023

Streszczenie

Problem istnienia podzbioru o sumie t zawierającego się w n -elementowym (multi)zbiorze $S \subset \mathbb{N}$, jest jednym z klasycznych problemów algorytmicznych. Problem w ogólności jest problemem NP -zupełnym [1] jednak jeżeli t jest względnie małe i dysponujemy pamięcią $\Omega(t)$ istnieją algorytmy działające w czasie wielomianowym od długości wejścia, z czego najbardziej znanym jest działający w czasie $O(nt)$ algorytm oparty na programowaniu dynamicznym.

Celem niniejszej pracy jest dokumentacja implementacji algorytmu opracowanego przez Ce Jin i Hongxun Wu w pracy [10]. Algorytm ten jest niedeterministyczny, jednak dla dużych danych prawdopodobieństwo błędu jest niewielkie. Złożoność czasowa prezentowanego algorytmu to $O((t+n) \log^2(t))$, zaś pamięciowa $O(n+t)$.

Abstract

The problem of the existence of a subset with the sum t contained in the n -element (multi)set $S \subset \mathbb{N}$, is one of the classic algorithmic problems. The problem in general is a NP -complete [1] however, if t is relatively small and $\Omega(t)$ memory is available, there are algorithms that work in polynomial time on the length of the input, the most famous of which is running in time $O(nt)$ dynamic programming algorithm.

The purpose of this paper is to document the implementation algorithm developed by Ce Jin and Hongxun Wu in [10]. This algorithm is non-deterministic, however, for large data, the probability of error is low. The time complexity of the presented algorithm is $O((t+n) \log^2(t))$, and memory is $O(n+t)$.

Spis treści

| | | |
|---|---|----|
| 1 | Wstęp | 3 |
| 2 | Algorytm klasyczny | 3 |
| 3 | Idea algorytmu Ce Jin i Hongxun Wu | 4 |
| 4 | Implementacja ciała \mathbb{Z}_p | 5 |
| 5 | Szukanie liczby pierwszej | 9 |
| 6 | Teorioliczbowa szybka transformata Fouriera | 13 |
| 7 | Pochodna algebraiczna i jej własności | 16 |
| 8 | Implementacja algorytmu Jin i Wu | 17 |
| 9 | Wyniki | 20 |

1 Wstęp

Problem sprawdzenia czy z n -elementowego multizbioru S liczb naturalnych jesteśmy w stanie wybrać podzbiór, którego suma elementów jest równa zadanej liczbie t jest jednym z klasycznych problemów algorytmicznych. Będziemy go w dalszej części nazywać **problem sumy podzbioru**.

Ma on zastosowanie w licznych praktycznych zagadnieniach na przykład kryptografii [1], analizie finansowej [4], czy zagadnieniach kombinatorycznych, jako specyficzny wariant problemu plecakowego (Problem plecakowy dotyczy możliwości wybrania ze zbioru przedmiotów, z których każdy ma określoną wagę i wartość, podzbioru mającego maksymalną sumaryczną wartość i jednocześnie, którego sumaryczna waga nie przekracza pewnej liczby t . Problem sumy podzbiorów odpowiada sytuacji, gdy wartości przedmiotów są wprost proporcjonalne do ich wagi).

Klasyczna wersja problemu, gdzie t jest duże (gdy nie dysponujemy $O(t)$ pamięci) jest problemem NP -zupełnym [12]. Najprostszy algorytm rozwiązujący ten problem polega na rozważeniu po kolei wszystkich możliwych podzbiorów. Złożoność tego algorytmu to $O(n2^n)$. Nieco szybszym algorytmem jest algorytm Horowitza i Sahaniego [8] który działa w $O(2^{\frac{n}{2}}n/2)$, jednak w przeciwieństwie do algorytmu naiwnego wymagającego $O(n)$ pamięci algorytm ten wymaga $O(2^{\frac{n}{2}})$. Algorytm Schroepela i Shamira [13] wymaga takiego samego czasu jak algorytm Horowitza i Sahaniego, jednak potrzebuje $O(2^{\frac{n}{4}})$ pamięci. Probabilistyczny algorytm Howgrave-Grahama i Joux'a [9] pozwolił przyspieszyć rozwiązanie problemu do $O(2^{0.337n})$ zużywając $O(2^{0.256})$ pamięci. Dalsze jego ulepszenia pozwoliły osiągnąć złożoność czasową równą $O(2^{0.291n})$ [3].

Znacznie mniej czasu wymagają instancje problemu sumy podzbiorów, gdzie t jest względnie małe i dysponujemy $O(t)$ pamięci. Oparty o programowanie dynamiczne klasyczny algorytm wymaga $O(nt)$ czasu i $O(n+t)$ pamięci. Używam go do sprawdzenia poprawności implementacji algorytmu Ce Jin i Hongxun Wu. Najszybszym znanym algorytmem deterministycznym dla problemu sumy podzbiorów z małym t jest algorytm Konstantinos Koiliaris i Chao Xu [2].

Algorytm, który prezentuję w niniejszej pracy został opracowany przez Ce Jin i Hongxun Wu. Działa on w czasie $O(n + t \log^2(t))$ i wymaga $O(n+t)$ pamięci. Jest to algorytm probabilistyczny z prawdopodobieństwem błędu $O(\frac{1}{n+t})$. Moja implementacja składa się z 4 modułów: klasy `field` odpowiadającej symulacji działań w ciele \mathbb{Z}_p reszt z dzielenia przez liczbę pierwszą p , moduł losujący liczbę p korzystający z testu Millera-Rabina, moduł zawierający implementację teorii liczbowej szybkiej transformaty Fouriera (jest to pewna modyfikacja względem pracy Ce Jin i Hongxun Wu, ponieważ proponowali oni szybką transformatę Fouriera, jednak początkowe próby jej implementacji powodowały problemy związane z niedokładnością operacji zmiennoprzecinkowych) oraz implementacja algorytmu właściwego.

Moja implementacja jest napisana w języku C++ i korzysta ze zmiennych całkowitych 128-bitowych więc kompilacja może nie powieść się na niektórych systemach i kompilatorach, w szczególności na systemach 32-bitowych. Dokładne wymagania opiszę w dalszej części pracy.

W niniejszej pracy zaprezentuję niedeterministyczny algorytm opracowany przez Ce Jin i Hongxun Wu, który korzystając ze sprytnych obserwacji na polu analizy matematycznej i algebry jest w stanie podać wynik w czasie $O(n + t \log^2(t))$, co jest czasem znacznie szybszym niż klasyczny algorytm oparty na programowanie dynamiczne.

2 Algorytm klasyczny

Specyfikacja **problemu sumy podzbiorów**, który będziemy rozwiązywać jest następująca:

Wejście: Liczba naturalna n , liczba naturalna t , zbiór S reprezentowany jako ciąg n liczb naturalnych.

Wyjście: `true` jeżeli istnieje $S' \subseteq S$, którego suma elementów jest równa t lub `false` w przeciwnym przypadku.

Lub alternatywnie

Wejście: Liczba naturalna n , liczba naturalna t , zbiór S reprezentowany jako ciąg n liczb naturalnych.

Wyjście: $t + 1$ -elementowy wektor `ans` wartości boolowskie takie, że dla każdego $i \in \{0, 1, 2, \dots, t\}$ `ans[i]==true` wtedy i tylko wtedy, gdy istnieje $S' \subseteq S$, którego suma elementów jest równa t .

Klasyczny algorytm [11] opiera się na modyfikacji $t + 1$ -elementowej tablicy DP o komórkach przyjmujących wartości boolowskie i opiera się na programowaniu dynamicznym. Początkowo wszystkie komórki DP są ustawione na `false`, oprócz komórki 0-owej, która jest ustawiona na `true`.

Dokładny algorytm przedstawia poniższy pseudokod (odpowiada on drugiej specyfikacji problemu sumy podzbiorów. Jeżeli chcielibyśmy odpowiedź na pierwszą jego wersję wystarczy zwrócić `DP[t]`, przy czym można przerwać działanie programu razu gdy `DP[t]` przyjmie wartość `true`. wartość `true`).

```

DP ← Vector(t, false)
DPold ← Vector(t, false)
DPold[0]=true
for i ← 0, 1, ..., n-1 do
    for j ← S[i], S[i]+1, ..., t do
        | DP[j] = oldDP[j] or oldDP[j-S[i]]
    end
    DPold=DP
end

```

Dowód poprawności tego algorytmu jest prostym dowodem indukcyjnym, w którym teza indukcyjna brzmi: po wykonaniu i -tej iteracji pętli, dla każdego $m \in \{0, 1, \dots, t\}$ `DP[m]==true` wtedy i tylko wtedy gdy można wybrać podzbiór zbioru $\{S[0], S[1], \dots, S[i]\}$ taki, że suma jego elementów wynosi m .

- Dla $i = 0$ teza jest oczywista.
- Załóżmy, że teza jest prawdziwa dla $0, 1, 2, \dots, i-1$. Jeżeli istnieje podzbiór zbioru $\{S[0], S[1], \dots, S[i]\}$ taki, że suma jego elementów wynosi k to jest to albo podzbiór zbioru $\{S[0], S[1], \dots, S[i-1]\}$ i z tezy indukcyjnej `DP[k]==true` jeszcze przed wykonaniem i -tej iteracji albo jest to podzbiór zawierający element $S[i]$, którego pozostałe elementy należące do $\{S[0], S[1], \dots, S[i-1]\}$ sumują się do $k-S[i]$, więc z tezy indukcyjnej `DP[k-S[i]]==true`. Ponieważ `DP[k]` po wykonaniu i -tej iteracji przyjmuje wartość `DP[i]` or `DP[k-S[i]]` teza indukcyjna jest prawdziwa.

Ponieważ komórki DP przyjmują tylko wartości `true` i `false` do reprezentacji ich najoptymalniej jest użyć bitsetu, a kolejne iteracje pętli zewnętrznej wykonać poleceniem `DP |= (DP » S[i])`.

Pętla zewnętrzna wykona się $O(n)$ razy i każda iteracja zajmie $O(t)$ czasu tak więc czas działania całego algorytmu zajmie $O(nt)$ i $O(t + n)$ pamięci.

Algorytm naiwny został zaimplementowany w pliku `main.cpp` jako funkcja `brutalSum`.

3 Idea algorytmu Ce Jin i Hongxun Wu

Algorytm Ce Jin i Hongxun Wu bazuje na dość prostej obserwacji, że dla danego zbioru $S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\} \subset \mathbb{N}$ istnieje jego podzbiór sumujący się do $t \in \mathbb{N}$ wtedy i tylko wtedy gdy, współczynnik przy x^t w wielomianie $A(x) := \prod_{i=1}^n (1 + x^{s_i})$ jest niezerowy. Istotnie jeżeli ten współczynnik jest niezerowy, to istnieje ciąg indeksów $0 < i_1 < i_2 < \dots < i_k < n + 1$ taki, że

$$\prod_{j=1}^k x^{s_{i_j}} = x^{\sum_{j=1}^k s_{i_j}} = x^t$$

Tak więc ciąg ten odpowiada indeksom elementów, które należy wybrać by uzyskać podzbiór zbioru S o sumie elementów równej t . Zamiast liczyć ten współczynnik wprost, najpierw obliczymy $B(x) := \ln(\prod_{i=1}^n (1 + x^{s_i}))$, zaś następnie, $\exp(B(x)) = A(x)$.

Co to jednak znaczy, że obliczymy te funkcje? Będziemy wyliczać rozwinięcia jej w szereg Taylora. Współczynnik przy x^t w rozwinięciu w szereg Taylora $\exp(B(x))$ istotnie, jest współczynnikiem przy

x^t w $A(x)$. Wynika to bezpośrednio z jednoznaczności rozwinięcia w szereg potęgowy i tego, że $A(x)$ jest wielomianem.

W dalszej części sekcji dla funkcji $F(x) = \sum_{i=0}^{\infty} a_i x^i$, jako $F_t(x)$ będę oznaczał $\sum_{i=0}^t a_i x^i$. Tak więc $\exp_t(x) = \sum_{i=0}^t \frac{x^i}{i!}$, zaś $\ln_t(1+x) = \sum_{i=0}^{\lfloor \frac{t}{a} \rfloor} \frac{(-1)^{i+1} x^{ai}}{i}$.

Aby znaleźć odpowiedź na omawiany w tej pracy problem wystarczy oczywiście ustalić jedynie wartość t pierwszych wyrazów rozwinięcia w szereg Taylora funkcji $\exp(B(x))$.

Niestety obliczenia potrzebne do znalezienia tych współczynników mogą wymagać użycia bardzo dużych liczb długości $O(n)$. Obliczenia na nich mogą być więc czasochłonne.

Ce Jin i Hongxun Wu skorzystali z faktu, że pochodna nie jest jedynie obiektem, który można zdefiniować analitycznie jako przekształcenie funkcji $f(x)$ w funkcję zwracającą dla argumentu x wartość $\lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x+h)-f(x)}{h}$, ale i przekształcenie czysto algebraiczne, które przekształca szereg $\sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i$ w $\sum_{i=1}^{\infty} i f_i x^{i-1}$.

Tak zdefiniowana pochodna zachowuje pewne algebraiczne właściwości ($f' + g' = (f + g)'$, $(fg)' = f'g + g'f$, $(f(g))' = f'(g)g'$) bez względu na to do jakiego ciała należą współczynniki tych szeregów, tak więc również pojęcie szeregu Taylora (z pewnymi ograniczeniami) możemy rozpatrywać w innych ciałach niż \mathbb{R} . W naszym przypadku będzie to ciało \mathbb{Z}_p reszt z dzielenia przez p , gdzie p jest losową liczbą pierwszą na tyle dużą, że prawdopodobieństwo fałszywego zakwalifikowania jakiejś liczby jako 0 jest niewielkie, jednak na tyle małą, że obliczenia na elementach \mathbb{Z}_p wykonują się względnie szybko.

Ważną optymalizacją w liczeniu współczynników rozwinięcia $\exp(B(x))$ było zastąpienie naiwnych obliczeń zajmujących czas $O(t^2)$, pomnożeniem dwóch wielomianów stopnia co najwyżej $O(t)$, co można wykonać szybką transformatą Fouriera w czasie $O(\log(t)t)$. Aby uniknąć problemów z utratą dokładności w obliczeniach na liczbach zmiennoprzecinkowych zastosowałem Teoriolicebnową szybką transformatę Fouriera, w której współczynniki rozpatrywałem w ciele wylosowanej już na potrzeby wcześniej omawianych obliczeń liczby p .

Ogólnie implementację algorytmu można podzielić na 5 zasadniczych części

- Implementacja funkcji losującej liczbę pierwszą p o pożądanym własnościach.
- Implementacja klasy odpowiadającej za wykonywanie obliczeń w ciele \mathbb{Z}_p .
- Implementacja Teoriolicebnowej szybkiej transformaty Fouriera w ciele \mathbb{Z}_p .
- Implementacja algorytmu właściwego.
- Implementacja kodu testującego, w tym algorytmu naiwnego.

4 Implementacja ciała \mathbb{Z}_p

Ogólny szablon, jakie metody należy zaimplementować był mocno inspirowany implementacją klasy dużych liczb całkowitych zamieszczony na stronie <https://www.geeksforgeeks.org/bigint-big-integers-in-c-with-example/>.

Ponieważ znaczną część obliczeń mój program wykonuje na elementach ciała \mathbb{Z}_p , w którym istnieją działania arytmetyczne, aby uniknąć konieczności ciągłych operacji pobierania explicite wartości modulo p z wyników działań najwygodniejszym podejściem jest zaprogramowanie klasy `field`, której instancje reprezentują elementy ciała \mathbb{Z}_p zaś przeciążone operatory odpowiadają działaniom w \mathbb{Z}_p i pisząc bardziej wysokopoziomowy kod nie muszę już się troszczyć o to, by jakkolwiek „normalizować” wyniki.

Klasa ma kilka pól statycznych. Jednym z nich jest liczba `p` typu `__int128` będąca liczbą pierwszą modulo, którą będziemy wykonywać nasze obliczenia. Liczba `m` typu `__int128`, która ma zastosowanie przy wykonywaniu działania mnożenia w sposób chroniący nas przed przepełnieniem zmiennej co zostanie omówione w dalszej części.

Liczbę `p` można zapisać jako $2^k r + 1$, gdzie r jest liczbą nieparzystą zaś k liczbą naturalną. W zmiennej statycznej typu `__int128` i nazwie `odd` przechowujemy wartość owego r , zaś w statycznej zmiennej `degreeOfDegree` typu `__int128` przechowujemy wartość owego k .

Dla każdej liczby pierwszej p istnieje pierwiastek pierwotny, czyli taka liczba, że x , że nie istnieje dodatnia liczba naturalna w mniejsza niż $p - 1$ taka, że $x^w \equiv 1 \pmod{p}$ (oczywiście z małego twierdzenia Fermata $r^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}$). W dalszej części pracy stopniem liczby/pierwiastka będę

oznaczał najmniejszy wykładnik naturalny do którego należy ją podnieść, aby uzyskać 1 w ciele Z_p . Stopień pierwiastka pierwotnego wynosi oczywiście $p - 1$. Bardzo często będziemy chcieli szybko wyliczyć liczbę mającą stopień będący potęgą 2 o wykładniku naturalnym k . Najprościej taką liczbę uzyskać jako rezultat potęgowania pierwiastka pierwotnego, najpierw do potęgi, której wykładnik jest równy wartości zmiennej statycznej `odd`, a następnie, wykonaniu `degreeOfDegree-k` podniesień wyniku do kwadratu. Wygodnie byłoby nie musieć za każdym razem wykonywać potęgowania do potęgi `odd`, dlatego w zmiennej statycznej `almostPrimitiveRoot` typu `__int128` przechowuję wartość będącą wynikiem podniesienia pierwiastka pierwotnego do potęgi `odd`.

Ostatnim polem statycznym klasy `field` jest struktura typu `std::map<__int128, __int128>` i nazwie `inverse` przechowująca odwrotności elementów ciała. Będzie ona dynamicznie powiększana w trakcie wykonania programu i służy ominięciu konieczności wykonywania dużej ilości powtórzeń kosztownej operacji liczenia odwrotności elementu.

Metoda `setP` ustawia wartość `p` na przyjętą jako argument wartość zmiennej `x` typu `__int128`. Ustawia ona również zmienną `m` na wartość $\lfloor \frac{2^{127}-1}{p} \rfloor$. Czyści tablicę `inverse` (wcześniej wyliczone odwrotności elementów po zmianie ciała przestają być dłużej odwrotnościami tych samych elementów). Wykonując poniższy kod znajduję wartość pól `degreeOfDegree` (w zmiennej `degree`) oraz `odd` (w zmiennej `y`) i następnie, przypisujemy je odpowiednim polom.

```
__int128 y = field::p - 1;
__int128 degree = 0;
while(y % 2 == 0){
    degree++;
    y /= 2;
}
```

Następnie szukamy wartości pola `almostPrimitiveRoot`. Przy założeniu prawdziwości hipotezy Riemanna pierwiastek pierwotny modulo p jest stosunkowo mały wielkości $O(\log^6(p))$ [5], tak więc kandydatów możemy szukać sprawdzając kolejne liczby naturalne zaczynając od 2. Tak naprawdę nie potrzebujemy wyznaczyć pierwiastka pierwotnego, ale jedynie liczbę r , że nie zachodzi, $r^{2^{d-1}} \equiv 1 \pmod{p}$, gdzie d to wartość zmiennej `degreeOfDegree`. Sprawdzenie dla liczby r czy nie zachodzi, $r^{2^{\frac{p-1}{2}}} \equiv 1 \pmod{p}$ jest mocniejszym warunkiem i dla uproszczenia kodu on zostaje sprawdzony. Następnie jeżeli wspomniany warunek zachodzi, do zmiennej `almostPrimitiveRoot` zapisujemy r^{odd} .

W module zajmującym losowaniem liczb pierwszych istnieje miejsce, w którym wykonujemy operacje modularne modulo liczb, które nie muszą być pierwsze jednak nie wykonujemy dzielenia. Wygodnie byłoby móc użyć metod klasy `field`. Aby uniknąć potencjalnych niespodziewanych zachowań programu na przykład podczas wyznaczania wartości pola `almostPrimitiveRoot` podczas wywołania funkcji `setP` na argument niebędącym liczbą pierwszą utworzyłem funkcję `setPsilly`, która przyjmuje argument `x` typu `__int128` i ustawia na niego wartość pola `p`, wartość pola `m` ustawia podobnie jak w funkcji `setP` na $\lfloor \frac{2^{127}-1}{p} \rfloor$, pozostałe pola statyczne zaś ustawia na 0 i czyści tablicę odwrotności. Metoda `setP` służy rozszerzeniu funkcjonalności klasy `field` o możliwość symulacji obliczeń w pierścieniu \mathbb{Z}_n , gdzie n nie jest liczbą pierwszą.

Pole, które przechowuje wartość pojedynczego obiektu nazwałem `value`. Oczywiście pole to już nie może być statyczne. Stworzyłem kilka konstruktorów dla klasy `field`. Konstruktor domyślny nie przyjmuje żadnego argumentu i ustawia wartość `value` na 0. Konstruktor kopiujący ustawia wartość `value` na wartość `value` obiektu typu `field` podanego jako argument.

Ostatni konstruktor przyjmuje liczbę całkowitą `val` typu `__int128`. Żeby uniknąć nietypowych zachowań programu chcemy, żeby wartości `value` dla każdego obiektu klasy `field` były mniejsze niż `p` i większe niż 0. Jeżeli więc wartość `val` jest większa lub równa 0 polu `value` przypisuję jej resztę z dzielenia przez `p`. Jeżeli jest zaś jest ujemna przypisuję mu wynik działania $((val \cdot p) + p) \% p$.

Przejdę teraz do omówienia kolejnych funkcji i przeciążonych operatorów w omawianej klasie.

Utworzyłem kilka `get-terów`, żeby w sposób bardziej kontrolowany odwoływać się do niepublicznych pól. `getP`, `getM`, `getAlmostPrimitiveRoot`, `getOdd`, `getDegreeOfDegree` służą odpowiednio do pobrania wartości pól `p`, `m` i `almostPrimitiveRoot`.

Metody `friend field inline & operator++()`, `friend field inline operator++(int temp)`, `friend field inline & operator--()`, `friend field inline & operator--(int temp)` to odpowiednio przeciążenia operatora postinkrementacji, preinkrementacji, postdekrementacji i predekrementacji. Operator postinkrementacji korzystając z niezmiennika, mówiącego, że wartość pola `value` jest zawsze

liczbą całkowitą z przedziału $[0, 1, \dots, p-1]$, który zachowują wszystkie funkcje oraz konstruktory modyfikujące pole `value` może przypisać polu `value` po prostu wartość wyrażenia `(value+1)%field::p`. Jeżeli `value==0` naiwna postdekrementacja powoduje uzyskanie wyniku ujemnego dlatego polu `value` w przypadku postdekrementacji zamiast `(value+1)%field::p` przypisujemy `(field::p+value-1)%field::p`. Dla operatora preinkrementacji, najpierw tworzymy zmienną `aux`, w której przechowujemy starą wartość obiektu, którą później zwrócimy, a następnie, na oryginalnym obiekcie dokonujemy zdefiniowaną wcześniej postinkrementację. Operator predekrementacji definiujemy analogicznie jak preinkrementacji.

Następnie definiuję przeciążenia operatorów `friend inline field &operator+=`, `friend inline field &operator+`, `friend inline field &operator-=`, `friend inline field &operator-`. Operator `+=` przyjmuje przez referencję dwa argumenty typu `field`, gdzie pierwszy oznaczam jako `a`, zaś drugi jako `b`. Wartości pola `value` przypisujemy wartość `(a.value + b.value) %field::p`, gdzie operator `%` służy zachowaniu niezmiennika, by wartości pola `value` były mniejsze niż `p`. Z kolei dla operatora `-=` wartości analogicznego, pola przypisujemy wartość wyrażenia `(a.value-b.value+field::p)%field::p` gdzie nieobecne w poprzednim przypadku dodanie `p` służy niedopuszczeniu do sytuacji gdy `value` stanie się ujemne jeśli `b.value > a.value`. W implementacji operatora `+` tworzymy tymczasowy obiekt `temp` klasy `field` o wartości początkowej pola `value` równej `a.value`, a następnie, przy pomocy zdefiniowanego wcześniej operatora `+=` dodajemy do tego obiektu obiekt `b`. Analogicznie definiujemy operator `-`.

Kolejnymi nieco prostszymi operatorami jakie zdefiniowałem to operatory porównujące `friend inline bool operator==`, `friend inline bool operator!=`, `friend inline bool operator<`, `friend inline bool operator<=`, `friend inline bool operator>`, `friend inline bool operator>=`, które dla argumentów `a` i `b` zwracają wartości boolowskie odpowiednio wyrażen `a.value == b.value`, `a.value != b.value`, `a.value < b.value`, `a.value <= b.value`, `a.value > b.value`, `a.value >= b.value`.

Nieco bardziej skomplikowana jest implementacja operatora `friend field &operator* =`. Ponieważ liczba `p` może być rzędu $O(t(n+t)^3)$ gdybyśmy postąpili naiwnie i (przyjmując oznaczenie pierwszego argumentu jako `a`, drugiego jako `b`) przypisali polu `value` wyniku wartość wyrażenia `(a.value*b.value)%field::p` oznaczałoby to pobranie reszty z dzielenia przez `p` z wartości wyrażenia `a.value*b.value`, która byłaby rzędu $O(t^2(n+t)^6)$, co już dla `t` rzędu 10^5 mogłoby powodować wychodzenie poza zakres nawet zmiennej typu `__int128`. Oczywiście tak mały zakres liczb mocno wpłynąłby na użyteczność zaimplementowanych funkcji. Definiuję więc zmienną `m`, będącą górną wartością `b`, dla którego możemy wykonać mnożenie w sposób naiwny (i następnie, wyciągnąć tylko resztę z dzielenia przez `p`) bez obaw o przepełnienie. W przeciwnym wypadku tworzę zmienną pomocniczą `A` będącą wartością pola `value` obiektu `a` oraz zmienną `B` będącą wartością pola `value` obiektu `b`.

Na potrzeby dalszej części pracy definiuję operator matematyczny `%`, który dla lewego argumentu będącego liczbą naturalną `A` i prawego będącego liczbą naturalną dodatnią `B` zwraca resztę z dzielenia `A` przez `B`. Jest więc bardzo podobny do operatora `%` w składni C++.

Zauważmy, że $A \cdot B = A \cdot \lfloor \frac{B}{m} \rfloor + A \cdot (B \% m)$. Wartość `m` jest zależna od `p` i dlatego ustawiamy ją podczas operacji `setP` o czym pisałem w jednym poprzednich akapitów. Inicjalizuję obiekt `ans1` klasy `field` o wartości pola `value` równej `A`. Następnie mnożę go rekurencyjnie przy pomocy operatora `*` przez `field(field::m)`, a następnie, przez `field(B/field::m)`. Inicjalizuję też obiekt `ans2` o początkowej wartości pola `value` równej `A` i mnożę rekurencyjnie przy pomocy operatora `*` przez `field(B%field::m)`. Po tych operacjach wartość pola `value` obiektu `ans1` wynosi $A \cdot \lfloor \frac{B}{m} \rfloor$, zaś obiektu `ans2` $A \cdot (B \% m)$. Do `a` zapisujemy więc `ans1+ans2` i zwracamy `a`.

Kolejnym operatorem jest operator `friend field operator*`. Argumenty, które otrzymuje to obiekty typu `field` o nazwach `a` i `b`. Tworzę tymczasowy obiekt typu `field` i nazwie `temp` o tej samej wartości pola `value` co `a` i następnie, mnożę go przez `b` przy pomocy zdefiniowanego wcześniej operatora `*` i zwracam tak zmodyfikowany obiekt `temp`.

Kolejnym operatorem jest operator potęgowania `friend field inline &operator^=`. Pierwszym argumentem jaki przyjmuje jest obiekt typu `field` o nazwie `a` oraz zmienna typu `__int128` o nazwie `b`. Zauważmy, że z małego twierdzenia Fermata (jeżeli `p` nie dzieli `a`, jeżeli jednak dzieli również własność zachodzi, czego dowód jest trywialny) $a^{k(p-1)+l} \equiv (a^{p-1})^k a^l \equiv 1^k a^l \equiv a^l \pmod{p}$ dla dowolnych naturalnych `a, k, l`, tak więc zamiast podnosić `a` do potęgi `b` możemy podnieść ją do potęgi `b%(p-1)`. Teoretycznie moglibyśmy rozpatrywać $((b\%(p-1))+p-1) \% (p-1)$, jednak z pewnych powodów, o

których napiszę w dalszej części pracy zdecydowałem się rozpatrzeć przypadki b ujemnego i dodatniego osobno.

Należy również pamiętać, że po zaimplementowaniu funkcji `setPsilly` nasza klasa może symulować niektóre działania modulo p dla p nie będącego liczbą pierwszą. Oczywiście wtedy małe twierdzenie Fermata przestaje pozwalać na ową redukcję b do reszty z dzielenia przez $p-1$, tak więc przypadek ten skorygowałem prostym `if`-em, sprawdzającym czy wartość pola `odd` jest równa 0 , co może się zdarzyć tylko wtedy gdy klasa jest inicjalizowana funkcją `setPsilly`.

Jeżeli $b=0$, przypisuję a wartość 1 i zwracam wynik. Jeżeli $b=1$ nie robię nic, tylko od razu zwracam a . Jeżeli $b=-1$ to jeżeli $a.value=0$ wyrzucam błąd dzielenia przez 0 , jeżeli zaś nie wykonuję następującą procedurę. Ponieważ potęgowanie do -1 to znalezienie odwrotności a w \mathbb{Z}_p z małego twierdzenia Fermata oznacza to podniesienie a do potęgi $p-2$. Potęgowanie można zaimplementować, by wykonywało się w czasie logarytmicznym względem stopnia, jednak mnożenie ze względu na groźbę przepełnienia też może w pesymistycznym przypadku zabierać logarytmicznie dużo czasu. Znalezienie odwrotności obiektu jest dość podstawową operacją, którą możemy chcieć wykonywać bardzo często, tak więc czas $O(\log^2(p))$ może nie być zadowalający. Dlatego klasa `field` posiada jeszcze jedno pole, którym jest statyczna mapa o nazwie `inverse` z wejściami typu `<__int128, __int128>`, która przypisuje liczbie x liczbę, która jest wartością odwrotną w ciele \mathbb{Z}_p . Mapę tą czyścimy, za każdym razem gdy zmieniamy wartość p . Istotnie wtedy odwrotności tych samych liczb mogą stać się inne, bo zmienia się ciało, w którym są tymi odwrotnościami. Operacja `insertInverse` przyjmuje zmienne typu `field`, które zakładamy *explicite*, że są elementami wzajemnie odwrotnymi i oznaczamy je jako a oraz b , a następnie, jako, że $(a^{-1})^{-1} = a$ wykonujemy od razu 2 przypisania

```
field::inverse[a.value] = b.value;
field::inverse[b.value] = a.value;
```

Gdy mamy wyliczyć potęgę o wykładniku -1 jakiegoś elementu a typu `field` sprawdzam, najpierw czy w mapie odwrotności jest przypisana wartość dla klucza `a.value`, a następnie, jeżeli kluczowi temu przypisana jest wartość ustawiamy `a.value` na nią i zwracamy a , zaś w przeciwnym przypadku wykonujemy operację `field::insertInverse(a, A^=((long long)(field::p-2)))`, gdzie A to kopia obiektu a . (rekurencyjnie wywołujemy operator $^=$ dla wartości nieujemnej) i ponownie pobieramy wartość dla klucza `a.value`. Pozwala nam to dla każdego elementu \mathbb{Z}_p wyliczyć jego odwrotność co najwyżej raz, bez względu na ilość wywołań tego wyliczenia w wyżej poziomowym kodzie.

Kolejnym przypadkiem, który należy rozważyć to gdy $b > 1$. Wykonuję wtedy iteracyjną wersję szybkiego potęgowania. Tworzę pomocniczy obiekt `multiplier` będący kopią a oraz obiekt `ans` o wartości pola `value` równej 1 . Następnie wykonuję pętlę

```
while(b != 0){
    if(b % 2 == 1) ans *= multiplier;
    multiplier *= multiplier;
    b /= 2;
}
```

i następnie, kopiuję wartość `ans` do obiektu a oraz zwracam a .

Kolejnym i już ostatnim przypadkiem jest gdy $b < -1$. W tym przypadku wykorzystujemy fakt, że $a^b = (a^{-1})^{-b}$. Tak więc kolejno wykonujemy zdefiniowane wcześniej podniesienie a do potęgi -1 przy pomocy operatora $^=$ a następnie, znów przy pomocy tego samego operatora podnosimy a do potęgi $-b > 1$, co też zostało już wcześniej zdefiniowane. Po wykonaniu tych obliczeń zwracam a .

Kolejnym operatorem jest $^$. Pobiera on argument a typu `field` i b typu `__int128`, tworzy przy pomocy konstruktora kopiującego tymczasowy obiekt `temp` typu `field` z taką samą wartością pola `value` co a , następnie, przy pomocy operatora $^=$ podnosi `temp` do potęgi B i zwraca tak zmodyfikowaną wartość `temp`.

Kolejnym operatorem będzie operator dzielenia $/=$ przyjmujący dwa argumenty typu `field` oznaczone odpowiednio jako a i b . Dzielenie w ciele modulo nie oznacza „klasycznego” dzielenia arytmetycznego, ale pomnożenie przez element odwrotny. Tak więc tworzymy nowy obiekt B będący kopią b i mnożymy a przy pomocy operatora $*$ przez $B^{(longlong)(-1)}$. Następnie zwracamy tak zmodyfikowane a .

Kolejnym operatorem jest $/$. Otrzymuje on dwa argumenty typu `field` o nazwach a i b . Tworzę obiekt `temp` typu `field` i przypisuję mu wartość a , następnie, dzielę przez b przy pomocy operatora $\backslash=$ i zwracam `temp`.

Kolejnymi operatorami są operatory strumieniowe

```
std::istream &operator» (std::istream &in,field&a) i
std::ostream &operator«(std::ostream &out,const field &a).
```

Wypisanie/wczytanie elementu będzie polegać na wypisaniu/wczytaniu wartości jego pola `value`. Jednak kompilator `g++` nie ma zdefiniowanych operatorów strumieniowych dla zmiennych typu `__int128`. Dlatego będę w przypadku operatora `»`, najpierw czytywał zapis żądanej wartości pola `value` do zmiennej typu `std::string`, a następnie, przy pomocy funkcji `fromString` przekształcał ją do zmiennej typu `__int128` i zwracał podany jako argument strumień `in`. Z kolei w przypadku operatora `«` będę konwertował zmienną typu `__int128` do zmiennej typu `std::string` i dopiero po konwersji wypisywał na podany jako argument strumień `out` i zwracał ten strumień.

Funkcja `fromString` używa funkcji `charToDigit`, która przyjmując znak `x` typu `char` będący zapisem jakiejś cyfry w języku „ludzkim” zwraca liczbę typu `__int128` mającą wartość tej cyfry. Funkcja `fromString` przyjmuje zmienną `x` typu `std::string` jako argument, a następnie, przechodząc w pętli od tyłu po znakach tego słowa dodaje do zmiennej wynikowej `ans` kolejne potęgi 10 o wykładniku naturalnym pomnożone przez wartość wyniku funkcji `charToDigit` na rozpatrywanym znaku. Jeżeli zaś napotka na znak `-` mnoży `ans` przez `-1`.

Funkcja `toString` korzysta z funkcji `toStringOneNumber`, która przyjmuje liczbę typu `__int128` i zwraca zapis jej reszty z dzielenia przez 10 w formie zmiennej typu `string`. Funkcja `toString` przyjmuje wartość `x` typu `__int128`. Jeżeli `x==0` zwraca `"0"`. Jeżeli `x` jest ujemne zapamiętuje to w zmiennej `minus` typu `bool` i następnie, mnoży w miejscu `x` przez `-1`. Funkcja inicjalizuje zmienną wynikową `ans` na słowo puste, a następnie, wykonuje pętlę

```
while(x != 0){
    ans = toStringOneNumber(x)+ans;
    x/=10;
}
```

W przypadku gdy zmienna `minus` została ustawiona na `true` dodaje z przodu wyniku słowo `"-"`. Po wykonaniu omówionych operacji zwracam wynik.

Omówiony w powyższej sekcji kod został napisany w języku `C++` i znajduje się w pliku `field.h` w dołączonym do pracy repozytorium.

5 Szukanie liczby pierwszej

W pracy Jin i Wu liczba pierwsza, którą losujemy ma tylko jedno zastosowanie. Jest nim wyznaczenie ciała, w którym będziemy wykonywać nasze obliczenia. Losowanie jej odbywa się spośród liczb na przedziale $[t + 1, (n + t)^3]$.

Definicja: $\pi(x)$ jest funkcją $\mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ przypisująca argumentowi x liczbę liczb pierwszych nie większych niż x .

Twierdzeniem o liczbach pierwszych [7] mówi, że:

$$\lim_{x \rightarrow \infty} \frac{\pi(x)}{\frac{x}{\ln(x)}} = 1$$

Tak więc liczb pierwszych na przedziale $[t + 1, (n + t)^3]$ jest $\Omega((n + t)^2)$. Celem naszego algorytmu jest sprawdzenie, czy dla danego multizbioru $\{x_1, x_2, \dots, x_n\} \subset \mathbb{N}$ i liczby t współczynnik przy x^t w wielomianie $\prod_{i=1}^t (1 + x^{s_i})$ jest dodatni. Ponieważ obliczenia wykonujemy w ciele \mathbb{Z}_p , jeżeli ów współczynnik byłby podzielny przez p , fałszywie uznałibyśmy go za zerowy. Jednak współczynnik ten będzie nie większy od 2^n , tak więc ma najwyżej $\Omega(n)$ dzielników pierwszych, więc prawdopodobieństwo, że wylosowana liczba dzieli ten współczynnik jest $O(\frac{1}{n+t})$.

Różnica między moją implementacją, a algorytmem opisanym przez Ce Jin i Hongxun Wu jest jednak taka, że nie używałem klasycznej wersji szybkiej transformaty Fouriera, opartej na liczbach zespolonych, a teorioliczbowej szybkiej transformaty Fouriera wykonującej obliczenia w ciele \mathbb{Z}_p . W tym ciele musi istnieć pierwiastek z 1 stopnia r , gdzie r jest postaci 2^k dla pewnej liczby naturalnej k , oraz r jest większe niż stopień wielomianu, który powstanie po pomnożeniu wielomianów, do których mnożenia używamy naszą transformatę. Mnożone wielomiany są stopnia co najwyżej t , tak

więc przyjmuję, że 2^k to najmniejsza potęga 2 o całkowitym wykładniku większa niż $2t$ zaś p ma postać $r2^k + 1$.

Twierdzenie: Jeżeli w ciele \mathbb{Z}_p istnieje pierwiastek stopnia 2^k z 1 to p ma postać $r2^k + 1$, gdzie r jest liczbą naturalną.

Istotnie dla każdej liczby pierwszej p istnieje jej pierwiastek pierwotny a , którego stopień jest równy $p - 1$, czyli w tym przypadku $r2^k$, zaś stopień a^r jest równy 2^k .

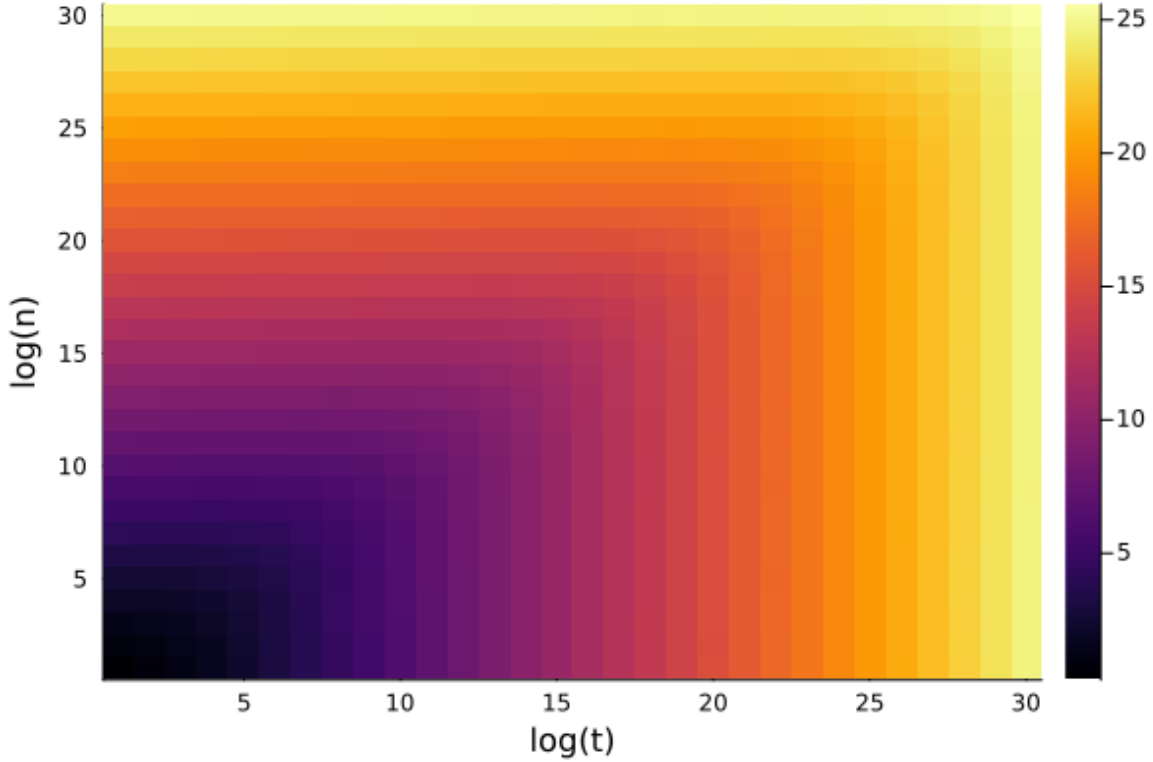
Intuicyjnie można przypuszczać, że ponieważ rozmieszczenie liczb pierwszych jest trudne, do opisanego prostym wzorem, to podobny procent liczb postaci $r2^k + 1$, gdzie r jest liczbą naturalną z przedziału $[t + 1, (n + t)^3]$ jest pierwszy, co po prostu, procent liczb pierwszych na przedziale $[t + 1, (n + t)^3]$.

Definicja: $\pi'(x, t)$ to funkcja $(\mathbb{N} \times \mathbb{N}) \rightarrow \mathbb{N}$, która dla argumentów x i t zwraca liczbę liczb pierwszych postaci $r2^k + 1$, gdzie 2^k to najmniejsza potęga 2 o wykładniku naturalnym większa niż $2t$, zaś r jest liczbą naturalną mniejszą lub równą x .

Losowanie liczby pierwszej p o żądanych właściwościach będzie polegać, najpierw na wylosowaniu liczby naturalnej r z przedziału $[t + 1, (n + t)^3]$, a następnie, wyliczeniu liczby $k2^r + 1$, gdzie 2^k to najmniejsza potęga 2 o wykładniku naturalnym większa niż $2t$ i sprawdzeniu, czy tak wyliczona liczba jest pierwsza.

Dla danych t, n , tym sposobem możemy wylosować $\pi'((n + t)^3, x) - \pi'(t + 1, x)$ różnych liczb pierwszych. Jeżeli więc $\pi'((n + t)^3, x) - \pi'(t + 1, x)$ jest co najmniej $\Omega((n + t)^2)$ to zachodzi, szacowanie prawdopodobieństwa błędu analogiczne do szacowania Jin i Wu. Wyliczenie dokładnej wartości $\pi'((n + t)^3, x) - \pi'(t + 1, x)$ dla dużych n i t jest trudne, dlatego oszacowałem je poprzez losowanie 10^6 liczb z przedziału $[1 + t, (n + t)^3]$, pomnożeniu przez 2^k (gdzie 2^k to najmniejsza potęga 2 o wykładniku naturalnym większa niż $2t$) i dodaniu 1, oraz zliczeniu w zmiennej `ans` ile tak wylosowanych liczb jest pierwszych. $\frac{a}{1000000}((n + t)^3 - (1 + t) + 1) \approx \pi'(n, t)$, gdzie a to wartość zmiennej `ans` na końcu wykonania mojej symulacji.

Poniższa heat-mapa ukazuje tak przybliżoną w ten sposób wartość $\log_2(\frac{\pi'(n, t)}{(n + t)^2})$, w zależności od $\log_2(n)$ i $\log_2(t)$. Wyniki eksperymentu pozwalają wnioskować, że liczba liczb pierwszych możliwych do uzyskania w omówiony sposób jest $\Omega((n + t)^2)$.



W przeciwieństwie do większości pozostałego kodu, który przygotowałem, ze względu na jednocześnie łatwe wykonywanie wykresów, oraz szybkość działania, eksperymentalne weryfikowanie, omawianej hipotezy przeprowadziłem w języku Julia. Kod użyty do testowania znajduje się w pliku `PrimesExperiment.jl`.

Omówię teraz już samą implementację modułu szukającego liczby pierwszej. Wszystkie wymienione niżej funkcje zostały zaimplementowane w języku C++ i znajdują się w pliku `FindPrimes.cpp`.

Moduł losujący składa się z kilku funkcji, z których zdecydowanie najprostszą jest `pow2`, która dla przyjmowanej jako argument liczby t zwraca najmniejszą potęgę 2 z wykładnikiem naturalnym, która jest większa niż $2t$. Polega ona na mnożeniu przez 2 zmiennej `ans`, której początkowa wartość jest równa 1 dopóki nie będzie większa niż $2*t$. Musimy wykonać co najwyżej 126 mnożeń, co jest na tyle szybkie, że nie ma potrzeby stosowania bardziej zaawansowanych algorytmów jak na przykład używających algorytmu szybkiego potęgowania.

Funkcja `random128` służy do losowania dodatniej liczby typu `__int128` z przedziału $[0, 1, \dots, m]$, gdzie m to wartość zmiennej `mod` typu `__int128` podanej jako argument. Polega na losowaniu kolejnych bajtów zmiennej `ans` typu `__int128`, a następnie, zwróceniu wartości bezwzględnej jej reszty z dzielenia przez `mod`.

Sprawdzenie czy wylosowana liczba jest pierwsza wykonuję przy pomocy testu Millera-Rabina.

Jego idea jest następująca: każdą liczbę pierwszą p większą niż 2 da się jednoznacznie zapisać w postaci $d2^s + 1$ gdzie d jest nieparzyste, zaś s naturalne. Dla dowolnej liczby $a \in \{2, 3, \dots, p-1\}$ z małego twierdzenia Fermata p dzieli

$$\begin{aligned} a^{p-1} - 1 &= a^{d2^s} - 1 = (a^d)^{2^s} - 1 = ((a^d)^{2^{s-1}} + 1)((a^d)^{2^{s-1}} - 1) = \\ &= ((a^d)^{2^0} - 1)((a^d)^{2^0} + 1)((a^d)^{2^1} + 1)((a^d)^{2^2} + 1) \dots ((a^d)^{2^{s-1}} + 1) \end{aligned}$$

Tak więc z wyboru a wiemy, że któraś z liczb $(a^d)^{2^0} + 1, (a^d)^{2^1} + 1, \dots, (a^d)^{2^{s-1}} + 1$ jest podzielna przez p , czyli dla pewnego $i \in \{0, 1, 2, \dots, s-1\}$ zachodzi,

$$(a^d)^{2^i} + 1 \equiv 0 \pmod{p}$$

czyli równoważnie

$$(a^d)^{2^i} \equiv -1 \pmod{p}$$

Test Millera-Rabina opiera się na następującej obserwacji:

Obserwacja 1: Dla większej niż 2 liczby $n = 2^s d + 1$, gdzie s jest naturalne, zaś d naturalne nieparzyste i liczby $a \in \{2, 3, \dots, n - 1\}$, jeżeli istnieje liczba $i \in \{0, 1, 2, \dots, s - 1\}$ taka, że $(a^d)^{2^i} \equiv n - 1 \pmod{n}$, to n prawdopodobnie jest pierwsza. Jeżeli takie i nie istnieje n liczbą pierwszą na pewno nie jest.

Prawdopodobieństwo błędu można minimalizować wybierając kilka liczb a .

Fakt 1: Jeżeli hipoteza Riemanna jest prawdziwa wystarczające jest sprawdzenie a z mniejszych lub równych $\min(n - 2, 2 \ln^2(n))$ [5].

Moja implementacja testu Millera Rabina składa z dwóch funkcji.

Pierwsza z nich to `MillerRabinOne` mająca za zadanie sprawdzić warunek z **Obserwacji 1** dla określonych n i a zwracając `false` gdy wiemy, że liczba nie jest pierwsza. Na początku rozważam przypadki gdy n i a nie spełniają początkowych założeń dla, których **Hipoteza 1** była formułowana przy pomocy następujących zapytań warunkowych:

```
if(n == 2) return true;
if(n < 2) return false;
if(n % 2 == 0) return false;
if(a % n == 1) return true;
if(a > n) return true;
```

Jeżeli warunki początkowe są spełnione, przy pomocy funkcji `field::setPsilly` ustawiam wartości pól statycznych klasy `field` tak, żeby symulowała ona obliczenia w pierścieniu \mathbb{Z}_n . Oczywiście nie wszystkie działania zdefiniowane w klasie `field` działają w pierścieniu \mathbb{Z}_n (na przykład dzielenie). Jednak możemy to zignorować po prostu ograniczając się do działań dodawania, odejmowania, mnożenia i potęgowania z wykładnikiem naturalnym.

Wyznaczam d i s zgodnie z oznaczeniami z **Hipotezy 1**.

Następnie tworzę obiekt x klasy `field` z wartością pola `value` równą a . Podnoszę x do potęgi d przy pomocy operatora `^=` zdefiniowanego w module definiującym klasę `field`. Następnie s -krotnie podnoszę w miejscu x do kwadratu przed każdym kolejnym podniesieniem sprawdzając, czy $x == n - 1$ co oznaczałoby, że liczba n jest „raczej pierwsza” i zwracamy wtedy `true` lub $x == 1$ co oznaczałoby, że x po kolejnych podniesieniach do kwadratu będzie wciąż równe 1, więc n nie jest pierwsza i zwracamy `false`. Jeżeli żaden z tych warunków nigdy nie zaszedł po s podniesieniach do kwadratu zwracamy `false`.

Kolejną funkcją jest `MillerRabin`, która przyjmuje liczbę n typu `__int128` i wywołuje funkcję `MillerRabinOne` z n jako pierwszym argumentem oraz drugim będącymi kolejnymi liczbami ze zbioru $\{2, 3, \dots, \min(n - 2, 2 \ln^2(n))\}$ i jeżeli, któreś z tych wywołań zwróci `false` funkcja `MillerRabin` również zwraca `false`. Jeżeli jednak tak nie będzie to na podstawie **Faktu 1** zwracamy `true` oznaczające, że n z bardzo małym prawdopodobieństwem błędu jest pierwsza.

Kolejną już ostatnią funkcją w tym module jest funkcja `find_prime`. Przyjmuje ona jako argumenty liczbę n i t , zaś następnie, zwraca liczbę pierwszą postaci $r2^k + 1$, gdzie r jest liczbą naturalną z przedziału $[t + 1, (n + t)^3]$. Najpierw przy pomocy wywołania `srand((unsigned int)time(NULL))` wprowadzam losowość testu. Następnie przy pomocy funkcji `pow2` wyznaczam 2^k . Następnie losuję potencjalne liczby `candidate` przy pomocy wywołania funkcji `random128` na $(n + t)^3$. Jeżeli wylosuję liczbę nie większą niż t losuję jeszcze raz. Dla dużych n i t prawdopodobieństwo tego jest znikome, a ewentualny koszt niewielki. Następnie mnożę wylosowane r z wyznaczonym 2^k i dodaję do wyniku 1. Wynik tych operacji zapisuję w zmiennej `mod`. Kolejnym krokiem jest dla tak uzyskanej liczby sprawdzenie, czy jest pierwsza przy pomocy funkcji `MillerRabin`. Jeżeli m i t są małe może nie istnieć liczba pierwsza szukanej przez nas postaci, dlatego po wykonaniu 1000000 losowań zwiększam `mod` dwukrotnie.

Omówione w tej sekcji funkcje znajdują się w pliku `find_prime.cpp` i są napisane w języku C++.

6 Teoriolczbowa szybka transformata Fouriera

Dyskretna transformata Fouriera [14] służy przyspieszeniu mnożenia wielomianów. Wielomiany możemy reprezentować jako ciąg współczynników lub jako ciąg wartości w ustalonych punktach, których liczba przekracza stopień reprezentowanego wielomianu. Pierwsza reprezentacja jest wygodna do wyliczania wartości w dowolnym punkcie z dziedziny, jednak mnożenie wielomianów w takiej postaci jest czasochłonne i ma czas kwadratowy od długości wielomianów. Druga reprezentacja pozwala na mnożenie wielomianów w czasie liniowym, jednak wyliczanie ich wartości w innych punktach jest trudne. Dyskretna transformata Fouriera służy do przechodzenia między tymi postaciami w relatywnie szybkim czasie $O(\log(n)n)$, gdzie n to stopień tych wielomianów.

Wybór punktów opiera się na prostej obserwacji, że jeżeli $A(x) = a_0x^0 + a_1x^1 + \dots + a_{2n-1}x^{2n-1}$ (jeżeli stopień A ma stopień parzysty przyjmujemy po prostu, że a_{2n-1} jest równe 0) jest równe sumie $A_0(x^2)$, gdzie $A_0(t) = \sum_{i=0}^{n-1} a_{2i}t^i$, oraz $A_1(x^2)x$, gdzie $A_1(t) = \sum_{i=0}^{n-1} a_{2i+1}t^i$. Tak więc jeżeli dwie liczby a i b mają te same wartości swoich kwadratów możemy obliczyć tylko raz wartości $A_1(a^2) = A_1(b^2)$ i $A_0(a^2) = A_0(b^2)$, a następnie, w czasie stałym połączyć te wyniki, tak aby uzyskać wartości wielomianu A w punktach a i b .

Klasyczna wersja dyskretnej transformaty Fouriera oblicza wartości wielomianu A dla argumentów z ciała liczb zespolonych. Przyjmujemy następujące oznaczenie $A(x) = \sum_{i=0}^{\infty} a_i x^i$, przy czym istnieje I takie, że $\forall i > I : a_i = 0$. I oznaczając dalej $A_0(x) = a_0x^0 + a_2x^1 + \dots + a_{2^m-2}x^{2^{m-1}-1}$ oraz $A_1(x) = a_1x^1 + a_3x^1 + \dots + a_{2^m-1}x^{2^{m-1}-1}$, przy czym 2^m jest najmniejszą potęgą 2 o wykładniku naturalnym, większym niż stopień wielomianu będącego wynikiem optymalizowanego przez nas mnożenia.

Będę oznaczał ω_m jako $e^{\frac{2\pi i}{2^m}}$. Zważmy, że :

$$\begin{cases} A(\omega_m^1) &= A_0(\omega_m^2) + A_1(\omega_m^2)\omega_m^1 = A_0(\omega_{m-1}^1) + A_1(\omega_{m-1}^1)\omega_m^1 \\ A(\omega_m^2) &= A_0(\omega_m^4) + A_1(\omega_m^4)\omega_m^2 = A_0(\omega_{m-1}^2) + A_1(\omega_{m-1}^2)\omega_m^2 \\ A(\omega_m^3) &= A_0(\omega_m^6) + A_1(\omega_m^6)\omega_m^3 = A_0(\omega_{m-1}^3) + A_1(\omega_{m-1}^3)\omega_m^3 \\ &\dots \\ A(\omega_m^{2^m}) &= A_0(\omega_m^{2^{m+1}}) + A_1(\omega_m^{2^{m+1}})\omega_m^{2^m} = A_0(\omega_{m-1}^{2^m}) + A_1(\omega_{m-1}^{2^m})\omega_m^{2^m} \end{cases}$$

Tak więc gdy mamy wektory $V_0 = (A_0(\omega_{m-1}^0), A_0(\omega_{m-1}^1), \dots, A_0(\omega_{m-1}^{2^{m-1}-1}))$ oraz

$V_1 = (A_1(\omega_{m-1}^0), A_1(\omega_{m-1}^1), \dots, A_1(\omega_{m-1}^{2^{m-1}-1}))$ możemy w czasie liniowym od ich długości wyliczyć wektor $V = (A(\omega_m^0), A(\omega_m^1), \dots, A(\omega_m^{2^m-1}))$, jednak wyliczenie wektorów V_1 i V_2 można znów rozbić na wyliczenie, najpierw 2 wektorów długości 2^{m-2} i następnie, połączenie tych dwóch wektorów w czasie liniowym od ich długości. Możemy tak rozbić kolejne wektory aż dojdziemy do wektorów długości 1, które przechowują wartości pewnych wielomianów 0-stopnia będących po prostu jednym ze współczynników A .

Niech $T(n)$ będzie czasem policzenia wartości wielomianu A w $n = 2^m$ punktach przy pomocy dyskretnej transformaty Fouriera. Wiemy, że $T(n) = 2T(\frac{n}{2}) + O(n)$. Rozwiązaniem takiego równania jest $T(n) = O(n \log(n))$. Okazuje się, że po wyliczeniu wartości wielomianu AB w omawianych punktach możemy „wyciągnąć” z tych wartości w czasie $O(n \log(n))$ wartości współczynników wielomianu AB , gdzie n to ilość tych punktów, tak więc cały algorytm mnożenia odbywa się w czasie $O(\log(n)n)$.

Moja implementacja korzysta z dwóch klasycznych ulepszeń dyskretnej transformaty Fouriera.

Pierwsza to tak zwana „Teoriolczbowa transformata Fouriera” [6]. Polega ona na nie wykonywaniu obliczeń w ciele \mathbb{C} lecz w \mathbb{Z}_p , przy czym oczywiście musi w ciele tym istnieć pierwiastek z 1 stopnia 2^m , gdzie 2^m jest potęgą 2 o wykładniku naturalnym i większym niż stopień zwracanego wielomianu. Tak naprawdę oznacza to po prostu, że p ma postać $r2^m + 1$, gdzie r jest liczbą naturalną, o czym pisałem w poprzedniej sekcji.

Jako $A[i : j]$ będę oznaczał komórki tablicy ze współczynnikami wielomianu A o indeksach większych lub równych niż i oraz mniejszych lub równych j .

Drugim ulepszeniem jest użycie iteracyjnej szybkiej transformaty Fouriera [15]. Opiera się ona na obserwacji, że rekurencyjna wersja dyskretnej transformaty Fouriera polega, najpierw na podzieleniu współczynników wielomianu na coraz mniejsze grupy, aż do zawierających tylko pojedynczy współczynnik, a następnie, łączeniu pojedynczych współczynników w pary zawierające informację o

2 współczynników, potem czwórki, ósemki itd aż do połączenia ich w jeden duży blok zawierający informacje o wszystkich współczynnikach, a rekurencyjne wywołania służą jedynie pogrupowaniu w jakiej kolejności będziemy wykonywać łączenia.

Możemy jednak to grupowanie wykonać bez kolejnych rekurencyjnych wywołań transformaty po prostu ustawiając obok siebie współczynniki w takiej kolejności żeby współczynniki wielomianów stopnia $2^l - 1$, które w wersji rekurencyjnej powstają na $m - l$ poziomie rekursji były w spójnych segmentach $A[0 : 2^l - 1]$, $A[2^l : 2 \cdot 2^l - 1]$, $A[2 \cdot 2^l : 3 \cdot 2^l - 1]$, ..., $A[(2^{m-l} - 1) \cdot 2^l : 2^m - 1]$. Przy czym współczynniki wielomianu powstałego na $l + 1$ poziomie rekursji, które w wielomianie powstałym na l -tym poziomie rekursji były przy potęgach o wykładniku parzystym zostają umieszczone w „pierwszej połowie” segmentu długości 2^l , w którym były umieszczone na poprzednim etapie, zaś te, które były przy potęgach nieparzystych w drugim.

Zważmy, że pierwsze „rozbicie” wektora współczynników w wersji rekurencyjnej sprowadza się do wybrania osobno współczynników parzystych i nieparzystych. Tak więc nasze grupowanie powinno w polach o indeksach $(0, 1, 2, \dots, 2^{m-1} - 1)$ umieścić liczby znajdujące się, najpierw w polach o indeksach parzystych, czyli mające ostatni bit równy 0, z kolei w polach o indeksach $(2^{m-1}, 2^{m-1} + 1, \dots, 2^m - 1)$ powinno umieścić liczby nieparzyste, czyli mające ostatni bit równy 1.

Pierwszy poziom rekursji rozbija wielomian $A(x) = \sum_{i=0}^{2^{m-1}-1} a_i x^i$, na $A_0(x) = \sum_{i=0}^{2^{m-1}-1} a_{2i} x^i$ oraz $A_1(x) = \sum_{i=0}^{2^{m-1}-1} a_{2i+1} x^i$.

Gdy umieścimy współczynniki A_0 w $A[0 : 2^{m-1} - 1]$, zaś A_1 w $A[2^{m-1} : 2^m - 1]$ należy umieścić współczynniki przy potęgach parzystych w wielomianie A_0 w pierwszej połowie $A[0 : 2^{m-1} - 1]$, nieparzyste zaś w drugiej. I analogicznie współczynniki przy potęgach parzystych w wielomianie A_1 w pierwszej połowie $A[2^{m-1} : 2^m - 1]$, nieparzyste zaś w drugiej. To który współczynnik jest przy potędze parzystej czy nie w wielomianach A_0 i A_1 decyduje to czy początkowo był przy potędze, której wykładnik miał drugi bit równy 0, czy 1. Dalsze kontynuowanie tego rozumowania prowadzi do wniosku, że jeżeli odwrócimy $m - 1$ ostatnich bitów liczby i otrzymamy numer komórki, w której powinniśmy umieścić liczbę a_i . Istotnie założmy, że liczba powstała po odwróceniu m ostatnich bitów liczby i jest większa niż, że liczba powstała po odwróceniu m ostatnich bitów liczby j . Prosta indukcja pozwala stwierdzić, że współczynniki, których indeksy mają k wspólnych ostatnich bitów zostają na k -tym poziomie rekursji umieszczone w tym samym wielomianie. To czy zostaną umieszczone w pierwszej czy drugiej połowie segmentu, do którego były przypisane na k -tym poziomie rekursji zależy od tego czy ich $k + 1$ bit jest równy 0 czy 1.

To, że liczba powstała po odwróceniu m ostatnich bitów liczby i jest większa niż liczba powstała po odwróceniu m ostatnich bitów liczby j oznacza, że pewna liczba k (być może równa 0) ostatnich bitów liczby i jest taka sama jak liczby j zaś $k + 1$ ostatni bit liczby i jest równy 1, podczas gdy $k + 1$ ostatni bit liczby j jest równy 0. Tak więc do k -tego poziomu rekursji a_i i a_j pozostają w tym samym wielomianie $B(x) = \sum_{l=0}^{2^{m-k}-1} b_l x^l$, czyli w wersji iteracyjnej są w tym samym segmencie długości 2^{m-k} i na $k + 1$ poziomie rekursji w wersji rekurencyjnej a_j jest umieszczane w wielomianie ze współczynnikami $b_0, b_2, \dots, b_{2^{m-k}-2}$, zaś a_i w wielomianie ze współczynnikami $b_1, b_3, \dots, b_{2^{m-k}-1}$, tak więc w wersji iteracyjnej a_j zostaje umieszczone w pierwszej połowie segmentu, w którym są współczynniki $b_0, b_1, \dots, b_{2^{m-k}-1}$ zaś a_i w drugiej, tak więc a_i zostaje umieszczone w komórce o większym indeksie niż a_j . Ponieważ indeksy tablicy $A[0 : 2^m - 1]$ wyznaczają wszystkie możliwe binarne liczby m -bitowe to istotnie, jeżeli odwrócimy $m - 1$ ostatnich bitów liczby i otrzymamy numer komórki, w której powinniśmy umieścić liczbę a_i .

Przejdźmy do dokładnego opisu naszej implementacji.

Najpierw definiuję funkcję `enoughGoodRoot`, która przyjmuje liczbę k typu `__int128` i zwraca element typu `field`, który jest pierwiastkiem z 1 stopnia 2^k . Jest to po prostu podniesienie elementu `field::almostPrimitiveRoot` (będącego pierwiastkiem z 1 stopnia 2^r , gdzie r to wartość zmiennej `field::degreeOfDegree`) `field::almostPrimitiveRoot-k` razy do kwadratu.

Kolejnym etapem jest odpowiednie ustawienie wartości w komórkach wektora ze współczynnikami wielomianu (nazwę go `coefficients`) tak by można było wykonać na nim iteracyjną wersję szybkiej transformaty Fouriera.

Funkcja `reverseBits` służy znalezienia indeksu komórki, w której powinna być umieszczona liczba znajdująca się początkowo w komórce o indeksie x , gdzie x jest pierwszym argumentem funkcji `reverseBits` typu `long long`, zaś drugim argumentem jest liczba k typu `long long` wyznaczająca ile ostatnich bitów x należy odwrócić.

Na początku zamieniamy miejscami bity o indeksach parzystych x z nieparzystymi. Robimy to,

najpierw tworząc dwie kopie zmiennej x . W jednej z nich zerujemy (and-ując ją z odpowiednią maską) bity o indeksach parzystych, zaś w drugiej nieparzystych. Pierwszą kopię przesuwamy o 1 bit w prawo, tak, że bity o indeksach parzystych stały się bitami o indeksach nieparzystych, zaś drugą w lewo i wykonujemy na tak zmodyfikowanych kopiach operację or-a bitowego.

Analogiczną operację jak omówiona w poprzednim akapicie dla bloków składających się z 1-bitowych wykonujemy na blokach 2-bitowych, 4-bitowych, 8-bitowych, 16-bitowych, i 32-bitowych.

Tak zmodyfikowana zmienna x jest odwróconą bitowo początkową wartością zmiennej x . Ponieważ chcieliśmy odwrócić jedynie jej ostatnie k bitów przed zwróceniem x jako wyniku przesuwamy ją jeszcze o 64- k bitów w prawo bez znaku.

Gdy mamy już funkcję `reverseBits` możemy stworzyć funkcję `setToDo` transformującą wektor współczynników w wektor gotowy do wyliczenia jego szybkiej transformaty Fouriera. Jako argumenty dla tej funkcji otrzymujemy wektor elementów typu `field` o nazwie `coefficients` oraz zmienną `long` `long` o nazwie `size` oznaczającą żadaną długość wektora wynikowego (jest to odpowiednio duża potęga dwójki o wykładniku naturalnym). Na początku dopełniamy wektor `coefficients` elementami równymi `field(0)` do rozmiaru `size`. W zmiennej `log` zapisujemy wartość logarytmu o podstawie 2 na argumentie będącym długością wektora `coefficients`. Następnie w pętli z iteratorem `i` przechodzącym po wszystkich liczbach naturalnych od 0 do `size-1` i jeżeli `reverseBits(i,log) > i` (warunek ten służy temu, by każdy element został zamieniony dokładnie raz. Zauważmy też, że `reverseBits(reverseBits(i,log),log)=i`) zamieniam w tabeli pole o indeksie `i` z polem o indeksie `reverseBits(i,log)` miejscami. Funkcja nic nie zwraca, a jedynie modyfikuje wektor podany jako argument.

Przejdźmy do funkcji DFT, która otrzymując wektor współczynników wielomianu `coefficients`, liczbę `size` nie mniejszą niż długość tego wektora i będący potęgą 2 o wykładniku naturalnym oraz obiekt `omegaM` typu `field`, który jest pierwiastkiem z 1 stopnia `size` zwraca wektor zawierający wartości tego wielomianu w punktach kolejno `omegaM^0`, `omegaM^1`, ..., `omegaM^size-1`.

Poniżej umieściłem kod tej procedury.

```
void inline DFT(std::vector<field>&coefficients, long long size, field omegaM){
    setToDo(coefficients, size);
    std::stack<field> omegasM;
    while(omegaM != 1){
        omegasM.push(omegaM);
        omegaM *= omegaM;
    }
    long long m = 1;
    while(!omegasM.empty()){
        field currentOmegaM= omegasM.top();
        omegasM.pop();
        field omega = 1;
        m*=2;
        for(long long j = 0; j<m/2; j+=1){
            for(long long k = j; k<size; k+=m){
                field t = omega * coefficients[k+m/2];
                field u = coefficients[k];
                coefficients[k] = u+t;
                coefficients[k+m/2] = u - t;
            }
            omega *= currentOmegaM;
        }
    }
}
```

Na początku przygotowujemy wektor do wykonania dalszej części obliczeń wywołując zdefiniowaną wcześniej funkcję `setToDo` na wektorze `coefficients` i dla liczby `size`.

Tworzymy stos, na który kładziemy wyniki kolejnych złożenia do kwadratu liczby `omegaM` aż do -1.

Póki stos nie będzie pusty, będę w każdej iteracji pętli `while` ściągał z niego kolejne wartości i przypisywał je do zmiennej `currentOmegaM`.

W dalszej części będę oznaczał jako ω_i pierwiastek z 1 stopnia 2^i , w \mathbb{Z}_p .

Przyjmijmy oznaczenie, że na początku i -tej iteracji wektor `coefficients` ma postać $\frac{size}{2^{i-1}}$ bloków postaci $(f_{i,k}(\omega_i^0), f_{i,k}(\omega_i^1), \dots, f_{i,k}(\omega_i^{2^{i-1}-1}))$, gdzie k to numer bloku. Chcemy następujące po sobie pary bloków połączyć w jeden blok postaci $(f_{i+1,k}(\omega_{i+1}^0), f_{i+1,k}(\omega_{i+1}^1), \dots, f_{i+1,k}(\omega_{i+1}^{2^i-1}))$, przy czym

$$f_{i+1,k}(\omega_{i+1}^j) = f_{i,2k}(\omega_i^{\frac{j}{2}}) + f_{i,2k+1}(\omega_i^{\frac{j}{2}})\omega_{i+1}^j.$$

Kolejne iteracje pętli z iteratorem j odpowiadają kolejnym punktom, w których obliczamy wartości odpowiednich wielomianów, zaś pętli z iteratorem k numerom kolejnych rozpatrywanych wielomianów. Ponieważ $\omega_{i+1}^{2^i} = -1$ wyliczenie $f_{i+1,k}(\omega_{i+1}^j)$ i $f_{i+1,k}(\omega_{i+1}^{j+2^i})$ wyliczam w jednej iteracji pętli.

Przejdźmy do pełnej procedury mnożenia.

```
std::vector<field> multiplication(std::vector<field> A, std::vector<field> B){
    long long size = 1;
    while(size < (long long)((A.size() + B.size()) + 2)){
        size *= 2;
    }
    long long l = log(size);
    field omegaM = enoughGoodRoot(1);
    DFT(A, size, omegaM);
    DFT(B, size, omegaM);
    for(long long i=0; i<size; i++){
        A[i] = B[i] * A[i];
    }
    omegaM = field(1)/omegaM;
    DFT(A, size, omegaM);
    for(long long i=0; i<size; i++){
        A[i] /= field(size);
    }
    return A;
}
```

Wektorów nie przekazuję przez referencje bo je modyfikuję.

Najpierw wliczamy wartość $size$ będącą liczbą punktów, w których będziemy liczyć wartości wielomianu AB (jest to najmniejsza liczba będąca potęgą 2 o wykładniku naturalnym większa niż stopień AB). Kolejnym etapem jest znalezienie pierwiastka stopnia $size$ z 1 w \mathbb{Z}_p . Następnie wyliczamy przez wywołania DFT na odpowiednich argumentach wektor $(A(\omega M^0), A(\omega M^1), \dots, A(\omega M^{s-1}))$, oraz $(B(\omega M^0), B(\omega M^1), \dots, B(\omega M^{s-1}))$, gdzie s to wartość zmiennej $size$. Następnie w kopii wektora A zapisuję wartości AB w kolejnych punktach będące wartościami odpowiednich mnożeń.

Okazuje się, że aby zmienić, wektor $(AB(\omega M^0), AB(\omega M^1), \dots, AB(\omega M^{s-1}))$, gdzie s jest wartością zmiennej $size$ w wektor kolejnych współczynników AB wystarczy wywołać na nim DFT z drugim argumentem równym $size$ i trzecim będącym równym odwrotności ωM w \mathbb{Z}_p , a następnie, podzielić w \mathbb{Z}_p każdy jego element przez $size$.

7 Pochodna algebraiczna i jej własności

Klasyczna analityczna definicja pochodnej jest to przekształcenie funkcji $f(x)$ w funkcję $f'(x)$ taką, że $f'(x) = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x+h) - f(x)}{h}$. Definicja taka traci jednak cały sens jeżeli chcemy zmienić dziedzinę funkcji f i f' z liczb rzeczywistych na dziedzinę, gdzie nie możemy zmniejszać h w taki sposób, by było dowolnie małe lecz niezerowe. Przykładem takiej dziedziny jest ciało \mathbb{Z}_p .

Zauważmy, że jeżeli funkcja $f: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ jest gładka w okolicy 0, możemy ją utożsamiać z jej szeregiem Taylora $\sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i$.

Weźmy liczbę pierwszą p . W dalszej części sekcji będę zakładał, że współczynniki szeregu Taylora rozważanej funkcji są postaci $\frac{a_i}{b_i}$, gdzie $a, b \in \mathbb{Z}$ i b jest niepodzielne przez p . Przy takim założeniu napis $\sum_{i=0}^{\infty} \frac{a_i}{b_i} x^i$ zachowuje algebraiczny sens również w ciele reszt \mathbb{Z}_p , w którym liczbę całkowitą utożsamiamy z jej resztą z dzielenia przez p . W języku szeregów Taylora pochodną można zdefiniować jako przekształcenie funkcji $f(x) = \sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i$ w funkcję $f'(x) = \sum_{i=0}^{\infty} (i+1) f_{i+1} x^i$.

Udowodnię teraz, że tak zdefiniowana pochodna, dla funkcji $f(x) = \sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i$ i $g(x) = \sum_{i=0}^{\infty} g_i x^i$ zachowuje własności $f' + g' = (f + g)'$, $f' - g' = (f - g)'$, $(fg)' = f'g + fg'$ oraz $f(g)' = f'(g)g'$.

Lemat: $f' + g' = (f + g)'$ oraz $f' - g' = (f - g)'$

Dowód: $f' + g' = \sum_{i=1}^{\infty} i f_i x^{i-1} + \sum_{i=1}^{\infty} i g_i x^{i-1} = \sum_{i=1}^{\infty} i(f_i + g_i) x^{i-1} = (f + g)'$ i analogicznie $f' - g' = \sum_{i=1}^{\infty} i f_i x^{i-1} - \sum_{i=1}^{\infty} i g_i x^{i-1} = \sum_{i=1}^{\infty} (f_i - g_i) x^{i-1} = (f - g)'$

Lemat: $(fg)' = f'g + fg'$.

Dowód: $(fg)' = ((\sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i)(\sum_{i=0}^{\infty} g_i x^i))' = (\sum_{i=0}^{\infty} (\sum_{j=0}^i f_j g_{i-j}) x^i)' = \sum_{i=1}^{\infty} (\sum_{j=0}^i f_j g_{i-j}) i x^{i-1} = \sum_{i=0}^{\infty} (\sum_{j=0}^i f_j g_{i+1-j}) (i+1) x^i$ z kolei $f'g + fg' = (\sum_{i=0}^{\infty} (i+1) f_{i+1} x^i)(\sum_{i=0}^{\infty} g_i x^i) + (\sum_{i=0}^{\infty} (i+1) g_{i+1} x^i)(\sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i) = \sum_{i=0}^{\infty} (\sum_{j=0}^i f_{i+1-j} g_j (i+1-j)) x^i + \sum_{i=0}^{\infty} (\sum_{j=0}^i g_{i+1-j} f_j (i+1-j)) x^i = \sum_{i=0}^{\infty} (\sum_{j=0}^i g_{i+1-j} f_j (i+1-j+j)) x^i = \sum_{i=0}^{\infty} (\sum_{j=0}^i g_{i+1-j} f_j) (i+1) x^i = (fg)'$

Lemat: $(f(g))' = f'(g)g'$.

Dowód: Na początek przyjmijmy, że $f(x) = x^k$, gdzie k jest liczbą naturalną. Dla $k = 0$ i $k = 1$ teza jest spełniona. Niech teza jest spełniona dla $f(x) = x^l$ oraz dla każdego naturalnego k mniejszego niż l . Wtedy $(g^k)' = ((g^{k-1})g)' = (g^{k-1})'g + g(g^{k-1})' = (g^{k-1})'g + g((k-1)g^{k-2}g') = (g^{k-1})'g + ((k-1)g^{k-1}g') = kg^{k-1}g'$, tak więc na mocy zasady indukcji dla dowolnego k naturalnego jeżeli $f(x) = x^k$ to $(f(g))' = f'(g)g'$ dla dowolnego g postaci $\sum_{i=0}^{\infty} g_i x^i$. W takim razie dla dowolnego f postaci $\sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i$ zachodzi, $(f(g))' = (\sum_{i=0}^{\infty} f_i g(x)^i)' = \sum_{i=0}^{\infty} f_i (g(x)^i)' = \sum_{i=0}^{\infty} f_i i g^{i-1}(x)g' = f'(g)g'$.

8 Implementacja algorytmu Jin i Wu

W tej części pracy dla funkcji $F(x)$, której szereg Taylora ma postać $\sum_{i=0}^{\infty} f_i x^i$ jako F_t będziemy oznaczać $\sum_{i=0}^t f_i x^i$.

Zasadnicza implementacja algorytmu Jin i Wu składa się z 4 funkcji.

Pierwszą z nich jaką omówię jest funkcja B, której zadaniem jest wyliczenie pierwszych $t+1$ współczynników szeregu Taylora $B(x) = \ln(\prod_{i=1}^n (1 + x^{s_i}))$.

Funkcja B wyznacza wektor $t+1$ pierwszych wyrazów szeregu Taylora w ciele \mathbb{Z}_p następującej funkcji:

$$B(x) = \ln \prod_{i=1}^n ((1 + x^{s_i})) = \sum_{i=1}^n \ln(1 + x^{s_i}) = \sum_{i=1}^n (\sum_{j=1}^{\infty} \frac{(-1)^{j-1}}{j} x^{s_i j})$$

Niech a_k będzie oznaczać liczbę elementów S równych k .

Przy tak przyjętych oznaczeniach

$$B_t(x) = \sum_{i=1}^n (\sum_{j=1}^{\lfloor \frac{t}{s_i} \rfloor} \frac{(-1)^{j-1}}{j} x^{s_i j}) = \sum_{k=1}^t (\sum_{j=1}^{\lfloor \frac{t}{k} \rfloor} \frac{a_k (-1)^{j-1}}{j} x^{jk})$$

Spójrzmy na implementację funkcji B.

```
std::vector<field> B(std::vector<field> s, long long t){
    std::vector<field> a(t+1, field(0));
    std::vector<field> ans(t+1, field(0));
    int K;
    for(int i = 0; i < s.size(); i++){
        if(s[i].getValue() <= t) a[s[i].getValue()] ++;
    }
    for(long long k = 1; k <= t; k++){
        for(long long j = 1; j <= t/k; j++){
            field x = field(-1);
            ans[k*j] = ans[k*j] + a[k]*(x^(j-1))/field(j);
        }
    }
    return ans;
}
```

Na początku tworzę wektor a , którego k -ty element oznacza zdefiniowane wcześniej a_k . Reszta kodu jest prostym przetłumaczeniem matematycznej notacji sumy na składnię zawierającą pętle, przy czym pole $ans[i]$ odpowiada współczynnikowi przy x^i w rozwinięciu w szereg Taylora funkcji $B(x)$.

Kolejne dwie funkcje to `compute` i `mainCompute`.

Ich celem jest wyliczenie współczynników $(\exp(B(x)))_t = (\sum_{i=0}^{\infty} \frac{B(x)^i}{i!})_t$

Algorytm ten bazuje na spostrzeżeniu, że żeby wyliczyć $G_t(x)$, gdzie $G(x) = \exp(F(x))$ i $F(x) = \sum_{i=1}^{\infty} f_i x^i$, jeżeli znamy $G(0)$ wystarczy znaleźć wartości f_0, f_1, \dots, f_t . Co więcej $G_t(F(x)) = G_t(F_t(x))$

Niech rozwinięcie w szereg Taylora funkcji G ma postać $\sum_{i=0}^{\infty} g_i x^i$

Zauważmy, że $G'(x) = (\exp(F(x)))' = \exp(F(x))F'(x) = G(x)F'(x)$, tak więc $\sum_{i=0}^{\infty} (i+1)g_{i+1}x^i = (\sum_{i=0}^{\infty} g_i x^i)(\sum_{i=1}^{\infty} i f_i x^{i-1}) = \sum_{i=0}^{\infty} (\sum_{j=1}^{i+1} j f_j g_{i+1-j}) x^i$

Tak więc $(i+1)g_{i+1} = \sum_{j=1}^{i+1} j f_j g_{i+1-j}$, czyli $g_{i+1} = (i+1)^{-1} (\sum_{j=1}^{i+1} j f_j g_{i+1-j})$. Zauważmy, że $G(0) = g_0$, tak więc mając wyliczone f_0, f_1, \dots, f_t jesteśmy w stanie po kolei wyliczyć g_1, g_2, \dots, g_t .

Weźmy liczbę pierwszą $p > t$.

$B(x) = \ln(\prod_{i=0}^n (1 + x^{s_i})) = \sum_{i=1}^n (\sum_{k=1}^{\infty} \frac{(-1)^{k-1} x^{s_i k}}{k}) := \sum_{i=0}^{\infty} b_i x^i$, więc każda z liczb b_0, b_1, \dots, b_t da się zapisać jako liczba wymierna postaci $\frac{x}{y}$, gdzie x, y to względnie pierwsze liczby naturalne i y nie jest podzielne przez p . Jeżeli x i y utożsamimy z resztą dzielenia ich przez p to wartość wyrażenia $\frac{x}{y}$ da się wyliczyć w ciele \mathbb{Z}_p .

Niech $A(x) = \exp(B(x)) = \prod_{i=0}^n (1 + x^{s_i}) := \sum_{i=0}^{\infty} a_i x^i$.

Wiemy, że $a_{i+1} = (i+1)^{-1} (\sum_{j=1}^{i+1} j b_j a_{i+1-j})$, a także $a_0 = \prod_{i=0}^n (1 + 0^{s_i}) = 1$, więc każda z liczb a_i , gdzie $i \in \{0, 1, 2, \dots, t\}$ da się przedstawić w postaci $\frac{X_i}{Y_i}$, gdzie X_i, Y_i to względnie pierwsze liczby naturalne i Y_i nie jest podzielne przez p . Jeżeli X_i i Y_i utożsamimy z resztą dzielenia ich przez p to wartość wyrażenia $\frac{X_i}{Y_i}$ da się wyliczyć w ciele \mathbb{Z}_p i wartość liczby a_i dla naturalnego i nie większego niż t jest równa 0 wtedy i tylko wtedy gdy dla jej postaci $\frac{X_i}{Y_i}$ p dzieli X_i . Zauważmy, że $A(x)$ jest iloczynem wielomianów o całkowitych współczynnikach, więc też jest wielomianem o całkowitych współczynnikach, więc a_i jest wartością całkowitą, która w ciele \mathbb{Z}_p jest utożsamiona z 0 wtedy i tylko wtedy, gdy jest podzielna przez p .

Na mocy powyższych rozważań, wykonując dalsze obliczenia w ciele \mathbb{Z}_p , chyba, że explicite zaznaczę inaczej.

Procedura `mainCompute` jako argument przyjmuje wektor f $t+1$ pierwszych współczynników rozwinięcia w szereg Taylora funkcji B . Na początku inicjuje wynikowy $t+1$ -elementowy wektor g ustawiając wszystkie jego komórki poza $g[0]$ na 0, z kolei $g[0]$ ustawiamy na 1. Następnie uruchamiamy funkcję `compute` na argumentach 0, t , g i f .

Funkcja `compute` zapisuje do wektora podanego jako trzeci argument (oczywiście przez referencję, żeby można było go modyfikować) wartości kolejnych współczynników szeregu Taylora funkcji $g(x) = \exp(\sum_{i=1}^t f_i x^i)$, gdzie $t+1$ to długość wektora podanego jako czwarty argument, zaś f_i to wartość i -tej komórki wektora podanego jako czwarty argument. W dalszej części jako f_i będę oznaczał wartość i -tej komórki wektora podanego jako czwarty argument, zaś jako g_i będę oznaczał wartość i -tej komórki wektora podanego jako trzeci argument. Nie będę traktować g_i jak „zwykłą” liczbę, ale wartość zmieniającą się w czasie wykonywania programu, gdy zmienia się wartość odpowiadającej jej komórki wektora. Jako t będę oznaczał `f.size()-1`

Idea funkcji `compute` bazuje na tym, że aby wyliczyć $g_i = (i+1)^{-1} (\sum_{j=1}^{i+1} j f_j g_{i+1-j})$ dla wszystkich $i \in \{1, 2, \dots, t\}$ należy wykonać $O(n^2)$ dodawań składników postaci $(i+1)^{-1} j f_j g_{i+1-j}$ do odpowiednich komórek. Nie każde dodawanie można wykonać w dowolnym momencie, ponieważ wartości komórek wektora g ulegają zmianie. Dodawanie uznamy za dozwolone, jeżeli g_{i+1-j} obecne w dodawanym składniku $(i+1)^{-1} j f_j g_{i+1-j}$ nie ulega zmianie.

Zapisana w pseudokodzie funkcja `compute` ma postać:

Function `compute(1, r, g, f):`

```

    if 1 < r then
        m ← floor((1+r)/2) #obliczenia w tej linii wykonujemy w liczbach naturalnych
        compute(1, m, g, f)
        for i ← m+1, m+2, ..., r do
            for j ← 1, 1+1, ..., m do
                | g[i] ← g[i] + (i-j)f[i-j]g[j]/i
            end
        end
    end
end
```

Po wykonaniu `compute(1, r, f, g)` chcemy, żeby wartości g_1, g_{t+1}, \dots, g_r były już ustawione na war-

tości docelowe, zaś przed wykonaniem `compute(1,r,f,g)` chcemy, żeby wszystkie składniki postaci $(i+1)^{-1}f_j g_{i+1-j}$, gdzie $i+1-j < l$ zostały już dodane do odpowiednich komórek g o indeksach należących do $\{0, 1, \dots, r\}$. Chcemy też, żeby każda operacja dodawania była dozwolona.

Jeżeli długość g jest równa 0 to żądania napisane w poprzednim akapicie są spełnione. Załóżmy indukcyjnie, że są spełnione dla g długości $0, 1, 2, \dots, t-1$. Niech długość g jest równa t .

Wywołanie `compute(0,t,f,g)` sprowadza się najpierw do wywołania rekurencyjnego `compute(0,m,f,g)`, gdzie m to wynik wykonanej w liczbach całkowitych działania $\lfloor \frac{t}{2} \rfloor$. Po jej wykonaniu z tezy indukcyjnej g_0, g_2, \dots, g_m mają docelowe wartości. Następnie przechodzimy do wykonania pętli

```

for i ← m+1, m+2, ..., r do
  for j ← 1, l+1, ..., m do
    | g[i] ← g[i]+(i-j)f[i-j]g[j]/i
  end
end
end

```

Ponieważ indeks j jest nie większy niż m , wszystkie dodawania są dozwolone. Po wykonaniu tej pętli zostają już wykonane wszystkie potrzebne dodania wyrazów postaci $g[i]+(i-j)f[i-j]g[j]/i$, gdzie j jest nie większe niż m . Następnie wykonujemy `compute(m+1,r,g,f)`, co przypomina wywołanie `compute(0,r-m-1,f,g)` z tą modyfikacją, że w momencie gdy wykonalibyśmy linię $g[i] \leftarrow g[i]+(i-j)f[i-j]g[j]/i$ każde wystąpienie zmiennych i i j zastępujemy odpowiednio zmiennymi $i+m+1$ i $j+m+1$. Ponieważ zgodnie z tezą indukcyjną po wykonaniu `compute(0,r-m-1,f,g)`, g_i zostaje zwiększone o $(i+1)^{-1}(\sum_{j=1}^{i+1} j f_j g_{i+1-j})$, dla $i \in \{1, 2, \dots, r-m-1\}$ to po wykonaniu `compute(m+1,r,f,g)`, g_{i+m+1} zostaje zwiększone o $(m+1+i+1)^{-1}(\sum_{j=1}^{i+1} j f_{m+1+j} g_{m+1+i+1-j})$, dla $i \in \{1, 2, \dots, r-m-1\}$, więc po wykonaniu `compute(m+1,r,g,f)` $g_i = (i+1)^{-1}(\sum_{j=1}^{i+1} j f_j g_{i+1-j})$ dla każdego $i \in \{0, 1, 2, 3, \dots, t\}$.

Nasza implementacja jednak korzysta z jednego usprawnienia. Zauważmy, że iloczyn wielomianów $F(x) = \sum_{k=0}^{r-l} k f_k x^k$ i $G(x) = \sum_{j=0}^{m-l} g_{j+l} x^j$, ma postać $\sum_{i=0}^{r+m-2l} (\sum_{k=0}^{r-l} k f_k g_{i-k+l}) x^i$, tak więc w tym iloczynie współczynnik przy potędze x^{i-l} podzielony przez i jest równy liczbie, o którą zostaje zwiększone g_i po wykonaniu pętli

```

for i ← m+1, m+2, ..., r do
  for j ← 1, l+1, ..., m do
    | g[i] ← g[i]+(i-j)f[i-j]g[j]/i
  end
end
end

```

Wykonanie pętli naiwnie zajmuje czas $O(t^2)$, zaś wykorzystanie szybkiej teorii liczbowej transformaty Fouriera do mnożenia wielomianów, w mojej implementacji przyspieszyć wykonanie tej pętli do $O(t \ln(t))$. Niech $T(t)$ oznacza czas wykonania `compute`, gdzie różnica między drugim i pierwszym argumentem wynosi $t+1$. Ponieważ $T(t) = 2T(\frac{t}{2}) + O(t \ln(t))$, to $T(t) = O(t \ln^2(t))$.

Kolejną ostatnią już implementowaną przeze mnie funkcją jest `JinWu`. Przyjmuje ona wektor s elementów zbioru S , oraz liczbę t . Najpierw losuje ona liczbę pierwszą p , która jest wynikiem wykonania funkcji `find_prime(s.size(),t)`. Następnie wywołując `field::setP(p)` ustawiam zmienne statyczne klasy `field` tak, żeby obliczenia w niej wykonywane odpowiadały wykonaniu ich w klasie \mathbb{Z}_p . Potem do wektora `Bans` przy pomocy wykonania funkcji `B(s,t)` zapisuję $t+1$ pierwszych współczynników (w \mathbb{Z}_p) szeregu Taylora funkcji $B(x) = \ln(\prod_{i=0}^{n-1} (1+x^{s_i}))$, gdzie jako n oznaczam długość wektora s , zaś jako s_i oznaczam jego i -tą komórkę w \mathbb{Z}_p (będę to oznaczenie stosował również w dalszej części pracy). Następnie do wektora `computeAns` zapisuję $t+1$ pierwszych współczynników (w \mathbb{Z}_p) szeregu Taylora funkcji $A(x) = \prod_{i=0}^{n-1} (1+x^{s_i})$ jako wynik procedury `mainCompute(t,Bans)`. Zauważmy, że ponieważ $A(x)$ jest wielomianem współczynnik przy potędze x^i w jego rozwinięciu w szereg Taylora jest po prostu współczynnikiem przy potędze x^i w wielomianie $A(x)$, zaś współczynnik przy potędze x^i w $A(x)$ oznacza ilość sposobów wybrania ciągu indeksów naturalnych $-1 < i_1 < i_2 < \dots < i_m < n$, takich, że $x^{s_{i_1}+s_{i_2}+\dots+s_{i_m}} = x^i$, czyli liczba podzbiorów S dających sumę i . Ponieważ liczby te zapisujemy jako elementy \mathbb{Z}_p możliwe, `computeAns[t]` jest równe 0 mimo, że istnieją podzbiory S o sumie t jednak ich liczba jest podzielna przez p . Jednak liczba tych podzbiorów na pewno jest nie większa niż 2^n , więc ma co najwyżej n różnych czynników pierwszych. Eksperymenty w sekcji poświęconej losowaniu liczby pierwszej pozwalają założyć, że liczba możliwych do wylosowania wartości p jest $O(\frac{(n+t)^3}{\log(n+t)}) = O((n+t)^2)$, więc prawdopodobieństwo, że p dzieli niezerową liczbę podzbiorów S

o sumie t jest $O(\frac{n}{(n+t)^2}) = O(\frac{1}{n+t})$.

9 Wyniki

Poniżej prezentuję wyniki działania mojego algorytmu w porównaniu z algorytmem klasycznym omówionym w sekcji drugiej używającym `bitset-u` o 1000001 elementów. Testy zostały wykonane na komputerze z procesorem Intel i5-7300HQ (4) @ 3.500GHz i odnoszą się do drugiej wersji Problemu Sumy Podzbiorów.

| n | t | Czas Jin Wu | Czas alg. dyn. | poprawne |
|--------|---------|-------------|----------------|-----------------|
| 100000 | 1000000 | 315362ms | 4267.49ms | 1000001/1000001 |
| 100000 | 100000 | 25851ms | 5179.56ms | 100001/100001 |
| 100000 | 10000 | 560.921ms | 4784.02ms | 10001/10001 |
| 100000 | 1000 | 47.9454ms | 4019.89ms | 1001/1001 |
| 100000 | 100 | 21.6081ms | 3947.29ms | 101/101 |
| 10 | 1000000 | 172077ms | 3.82472ms | 1000001/1000001 |
| 100 | 1000000 | 221943ms | 6.63483ms | 1000001/1000001 |
| 1000 | 1000000 | 235951ms | 45.9866ms | 1000001/1000001 |
| 10000 | 1000000 | 290675ms | 472.921ms | 1000001/1000001 |
| 100000 | 1000000 | 299593ms | 4660.25ms | 1000001/1000001 |

Literatura

- [1] Ashish Agarwal. Encrypting messages using the merkle-hellman knapsack cryptosystem. *IJCSNS*, 11(5):12, 2011.
- [2] Eric Bach. Comments on search procedures for primitive roots. *Mathematics of computation*, 66(220):1719–1727, 1997.
- [3] Anja Becker, Jean-Sébastien Coron, and Antoine Joux. Improved generic algorithms for hard knapsacks. In *Advances in Cryptology–EUROCRYPT 2011: 30th Annual International Conference on the Theory and Applications of Cryptographic Techniques, Tallinn, Estonia, May 15-19, 2011. Proceedings 30*, pages 364–385. Springer, 2011.
- [4] David Biesner, Rafet Sifa, and Christian Bauckhage. Solving subset sum problems using binary optimization with applications in auditing and financial data analysis. 2022.
- [5] Konrad Durnoga and Jacek Pomykała. Large sieve, miller-rabin compositeness witnesses and integer factoring problem. *Fundamenta Informaticae*, 156(2):179–185, 2017.
- [6] Hari Krishna Garg. *Digital signal processing algorithms: number theory, convolution, fast Fourier transforms, and applications*. Routledge, 2017.
- [7] Dorian Goldfeld. The elementary proof of the prime number theorem: An historical perspective. In *Number Theory: New York Seminar 2003*, pages 179–192. Springer, 2004.
- [8] Ellis Horowitz and Sartaj Sahni. Computing partitions with applications to the knapsack problem. *Journal of the ACM (JACM)*, 21(2):277–292, 1974.
- [9] Nick Howgrave-Graham and Antoine Joux. New generic algorithms for hard knapsacks. In *Advances in Cryptology–EUROCRYPT 2010: 29th Annual International Conference on the Theory and Applications of Cryptographic Techniques, French Riviera, May 30–June 3, 2010. Proceedings 29*, pages 235–256. Springer, 2010.
- [10] Ce Jin and Hongxun Wu. A simple near-linear pseudopolynomial time randomized algorithm for subset sum. *arXiv preprint arXiv:1807.11597*, 2018.
- [11] Silvano Martello and Paolo Toth. A mixture of dynamic programming and branch-and-bound for the subset-sum problem. *Management Science*, 30(6):765–771, 1984.

- [12] Tomohiro Sasamoto, Taro Toyozumi, and Hidetoshi Nishimori. Statistical mechanics of an np-complete problem: subset sum. *Journal of Physics A: Mathematical and General*, 34(44):9555, 2001.
- [13] Richard Schroeppel and Adi Shamir. A $t=o(2^{n/2})$, $s=o(2^{n/4})$ algorithm for certain np-complete problems. *SIAM journal on Computing*, 10(3):456–464, 1981.
- [14] Zhongde Wang. Fast algorithms for the discrete w transform and for the discrete fourier transform. *IEEE Transactions on Acoustics, Speech, and Signal Processing*, 32(4):803–816, 1984.
- [15] Frank Wyrowski and Olof Bryngdahl. Iterative fourier-transform algorithm applied to computer holography. *JOSA A*, 5(7):1058–1065, 1988.