

Implementacja algorytmu sprawdzającego pierwszość liczby w czasie wielomianowym

(Implementation of primality test in polynomial time)

Martyna Siejba

Praca licencjacka

Promotor: prof. Krzysztof Loryś

Uniwersytet Wrocławski
Wydział Matematyki i Informatyki
Instytut Informatyki

5 lutego 2019

Streszczenie

blah blah

blah

Spis treści

Rozdział 1.

Wstęp

Problem testu pierwszości, nazwany PRIMES, polega na ustaleniu dla danej liczby naturalnej n , czy jest ona liczbą pierwszą. Jako że wejście składa się z jednej liczby, a naiwny deterministyczny algorytm jest w stanie stwierdzić pierwszość w czasie $O(\sqrt{n})$, za rozmiar problemu uznaje się długość liczby na wejściu.

Przy takiej definicji problemu PRIMES otwartym do niedawna zagadnieniem było stwierdzenie przynależności PRIMES do klas złożoności P i NP. Zawieranie w klasie NP zostało po raz pierwszy udowodnione przez Vaughana Pratta w 1975 roku.

Po opublikowaniu dowodu przynależności PRIMES do NP, głównym wyzwaniem związanym z problemem było pokazanie jego zawierania lub niezawierania się w klasie P. Przesłankami, sugerującymi przynależność PRIMES do klasy P były własności liczb pierwszych, wykorzystywanych w probabilistycznych testach pierwszości. Najprostszym takim testem jest test pierwszości Fermata, opierającym się na małym twierdzeniu Fermata, czyli twierdzeniu, że dla liczby pierwszej p i liczby naturalnej a takiej, że $\text{NWD}(a, p) = 1$ zachodzi $a^{p-1} = 1 \pmod{p}$. Test Fermata polega więc na losowym wyborze a , spełniającym założenia twierdzenia i sprawdzeniu, czy równość z twierdzenia zachodzi. Problemem tego podejścia jest fakt, że implikacja w drugą stronę nie zawsze jest prawdziwa, tzn. istnieją liczby złożone p , nazywane liczbami pseudopierwszymi Fermata, dla których istnieje a takie, że równość małego twierdzenia Fermata jest spełniona. Z tego powodu test Fermata nie jest algorytmem deterministycznym. Innym, powszechnie wykorzystywanym w praktyce probabilistycznym podejściem jest test pierwszości Millera-Rabina, który także oparty jest na małym twierdzeniu Fermata.

W 2002 roku Manindra Agrawal, Neeraj Kayal i Nitin Saxena zaprezentowali deterministyczny test pierwszości o wielomianowej złożoności. Chociaż mimo determinizmu i wielomianowej złożoności algorytm AKS jest mniej powszechnie wykorzystywany w praktyce niż probabilistyczny test Millera-Rabina, ma on duże znaczenie w informatyce, jako że jest pierwszym dowodem na przynależność problemu PRIMES do klasy P.

Celem niniejszej pracy jest właśnie przedstawienie czytelnikowi algorytmu AKS oraz uzasadnienie jego poprawności w zrozumiały sposób. Praca ta jest uzupełnieniem oryginalnej pracy Agrawala, Kayala i Saxeny o dowody nietrywialnych lematów i dodatkowe komentarze, ułatwiające zrozumienie wywodu.

Ponieważ dowód poprawności wymaga znajomości pewnych pojęć i twierdzeń algebry abstrakcyjnej, rozdział 2. poświęcony jest ich wprowadzeniu. Od czytelnika wymagana jest znajomość podstawowej algebry, głównie teorii grup. Wprowadzone pojęcia i związane z nimi lematy obejmują pierścienie, ciała, pierścienie wielomianów, pierwiastki z jedności nad ciałem i wielomiany cyklotomiczne. Dla komfortu czytelnika dla zdecydowanej większości twierdzeń i lematów, nawet trywialnych, przedstawiony jest także ich dowód.

Trzeci rozdział jest już poświęcony przedstawieniu i udowodnieniu poprawności algorytmu. Główna jego część ma formę serii lematów i twierdzeń, potrzebnych do uzasadnienia końcowego twierdzenia o poprawności algorytmu AKS. Wszystkie potrzebne w tej części twierdzenia algebry abstrakcyjnej są udowodnione w poprzednim rozdziale.

Rozdział czwarty poświęcony jest oszacowaniu złożoności obliczeniowej testu. Ponieważ szacowanie jest dość bezpośrednie, jest to rozdział krótki i nieskomplikowany.

Ostatni rozdział odnosi się do implementacji algorytmu AKS w języku C++. Celem zaimplementowania testu jest sprawdzenie jego wydajności i pokazanie prostoty implementacji. Nie powinna ona bowiem sprawić trudności programiście z dobrą znajomością klasycznych algorytmów, w szczególności wyszukiwania binarnego i FFT.

Rozdział 2.

Podstawy algebraiczne

Aby udowodnić poprawność algorytmu AKS potrzebne nam będą podstawowe pojęcia oraz twierdzenia algebry abstrakcyjnej, w szczególności własności pierścieni ilorazowych oraz wielomianów cyklotomicznych i pierwiastków z jedności nad ciałem. Poniższy rozdział poświęcony jest więc wprowadzeniu tych pojęć oraz udowodnieniu twierdzeń przydatnych później w dowodzie poprawności algorytmu AKS.

2.1. Pierścień, ciało, pierścień ilorazowy

Zdefiniujemy najpierw podstawowe struktury algebraiczne, których własności będziemy często wykorzystywać w dowodach lematów i twierdzeń, prowadzących do udowodnienia poprawności algorytmu.

Definicja 1. Zbiór R zamknięty na dwie operacje binarne \oplus (dodawanie) oraz \odot (mnożenie) nazywamy **pierścieniem**, jeśli

- \oplus jest przemienne ($\forall_{a,b \in R} a \oplus b = b \oplus a$) oraz łączna ($\forall_{a,b,c \in R} (a \oplus b) \oplus c = a \oplus (b \oplus c)$);
- zawiera element zerowy ($\exists_{0 \in R} \forall_{a \in R} a \oplus 0 = 0 \oplus a = a$);
- dla każdego elementu zawiera element przeciwny ($\forall_{a \in R} \exists_{(-a) \in R} a \oplus (-a) = 0$);
- \odot jest łączna ($\forall_{a,b,c \in R} (a \odot b) \odot c = a \odot (b \odot c)$);
- \oplus jest rozdzielna względem \odot ($\forall_{a,b,c \in R} a \odot (b \oplus c) = (a \odot b) \oplus (a \odot c) \wedge (a \oplus b) \odot c = (a \odot c) \oplus (b \odot c)$).

Obserwacja 1. Każdy pierścień jest grupą.

Uwaga. W przypadku, gdy oczywistym jest, jaka operacja mnożenia jest rozważana, wyrażenie ab będzie skróconym zapisem operacji mnożenia argumentów a, b .

Definicja 2. Pierścień $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ nazywamy **przemiennym** jeśli $\forall_{a,b \in R} ab = ba$.

Możemy teraz zauważyć, że pierścieniem jest na przykład zbiór liczb całkowitych z dodawaniem i mnożeniem lub zbiór wielomianów o współczynnikach całkowitych z dodawaniem i mnożeniem wielomianów.

Definicja 3. Pierścień $\langle F, \oplus, \odot \rangle$ nazywamy **ciałem**, jeśli

- istnieje element neutralny mnożenia ($\exists 1 \in F \forall a \in F a1 = 1a = a$) oraz
- Zbiór $F \setminus \{0\}$ z działaniem \odot i elementem neutralnym 1 jest grupą abelową.

W dodatku **rzędem** ciała $\langle F, \oplus, \odot \rangle$ nazywać będziemy moc zbioru F .

Innymi słowy jest to pierścień z elementem neutralnym mnożenia, w którym dla każdego niezerowego elementu istnieje element odwrotny. Przykładem ciał są zbiory reszt z dzielenia przez liczbę pierwszą z operacjami dodawania i mnożenia modulo. Jeśli rozważymy natomiast wcześniej przywołane przykłady pierścieni, możemy zauważyć, że zarówno zbiór liczb całkowitych jak i zbiór wielomianów o całkowitych współczynnikach nie jest ciałem. W obu przykładach zbiory te nie spełniają warunku na istnienie elementów odwrotnych.

Definicja 4. Niepusty zbiór $I \subseteq R$ nazywamy **ideałem pierścienia** $\langle R, \oplus, \odot \rangle$, jeśli

- $\langle I, \oplus \rangle$ jest podgrupą $\langle R, \oplus \rangle$ oraz
- $\forall i \in I, r \in R \ i r \in I \wedge r i \in I$.

Twierdzenie 1. Jeśli $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ jest pierścieniem przemiennym oraz $1 \in R$, to dla $a \in R$ zbiór $\langle a \rangle = \{ar \mid r \in R\}$ jest jego ideałem. Taki ideał nazywamy **ideałem głównym** generowanym przez element a .

Dowód. Aby udowodnić, że $I = \langle a \rangle$ ($a \in R$) jest ideałem $\langle R, \oplus, \odot \rangle$, należy pokazać, że

1. $\langle I, \oplus \rangle$ jest podgrupą $\langle R, \oplus \rangle$ oraz
2. $\forall i \in I, r \in R \ i \odot r \in I \wedge r \odot i \in I$.

Ad.1. Pokażemy kolejno, że

- 1.1. istnieje element neutralny $e \in I$,
- 1.2. I jest zamknięte na \oplus oraz
- 1.3. dla każdego elementu istnieje w I element odwrotny.

Ad.1.1 Wiemy, że $0 \in R$, więc $a0 = 0 \in I$.

Ad.1.2 Weźmy dowolne $i_1, i_2 \in I$. Istnieją takie $r_1, r_2 \in R$, że $i_1 = ar_1$ oraz $i_2 = ar_2$. Stąd $i_1 \oplus i_2 = (ar_1) \oplus (ar_2)$. Z własności pierścienia $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ mamy $(ar_1) \oplus (ar_2) = a(r_1 \oplus r_2)$, więc $i_1 \oplus i_2 \in I$, czyli I jest zamknięty na \oplus .

Ad.1.3 Weźmy dowolne $i = ar \in I, r \in R$. Istnieje $-r \in R$, więc $a(-r) \in I$. Wiemy, że $i \oplus a(-r) = ar \oplus a(-r) = a(r \oplus -r) = a0 = 0$, więc $a(-r) \in I$ jest elementem odwrotnym i .

Ad.2. Weźmy dowolne $i = ar_1 \in I, r \in R$. $ir = ar_1r = a(r_1r)$, więc $ir \in I$. Z przemienności pierścienia $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ mamy $ri = ir$, więc $ri \in I$.

□

Definicja 5. Ideał M w pierścieniu R nazywamy **ideałem maksymalnym**, jeśli dla każdego ideału I nad R zachodzi $M \subseteq I \Rightarrow I = R$.

Przypomnijmy sobie pojęcia teorii grup potrzebne do zdefiniowania grupy ilorazowej.

Przypomnienie. Podgrupę N grupy G nazywamy **podgrupą normalną**, jeśli $\forall_{g \in G} gN = Ng$, gdzie $gN = \{gn \mid n \in N\}$ oraz $Ng = \{ng \mid n \in N\}$.

Przypomnienie. Niech H będzie podgrupą grupy G oraz $g \in G$. Wtedy zbiór $L = gH = \{gh \mid h \in H\}$ nazywamy **warstwą lewostronną** oraz zbiór $R = Hg = \{hg \mid h \in H\}$ nazywamy **warstwą prawostronną** grupy G względem H wyznaczonymi przez g .

Możemy teraz przedstawić analogię między ideałem a podgrupą normalną w sposób formalny.

Lemat 1. Ideał I pierścienia $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ jest podgrupą normalną grupy $\langle R, \oplus \rangle$.

Dowód. Z definicji ideału wiemy, że $\langle I, \oplus \rangle$ jest podgrupą $\langle R, \oplus \rangle$.

Należy pokazać, że dla dowolnego $r \in R$ zachodzi $r \oplus I = I \oplus r$. Wiemy, że \oplus jest przemienne, więc mamy $\{r \oplus i \mid i \in I, r \in R\} = \{i \oplus r \mid i \in I, r \in R\}$, czyli $r \oplus I = I \oplus r$. □

Zdefiniujmy więc pojęcie grupy ilorazowej, które stanie się podstawą definicji pierścienia ilorazowego.

Twierdzenie 2. Jeśli $\langle G, \circ \rangle$ jest grupą, a $\langle N, \circ \rangle$ jej podgrupą normalną, to zbiór warstw grupy G względem N z działaniem \otimes zdefiniowanym jako $(aN)(bN) = abN$ tworzy grupę G/N nazywaną **grupą ilorazową**.

Dowód. Wystarczy pokazać, że

1. działanie jest dobrze zdefiniowane, czyli

$$\forall_{a,b,c,d \in G/N} a = b \wedge c = d \Rightarrow ac = bd$$

oraz

2. G/N z wyżej zdefiniowanym działaniem jest grupą.

Ad.1. Weźmy $aN = bN \in G/N$ oraz $cN = dN \in G/N$. Chcemy pokazać, że $(aN)(cN) = (bN)(dN)$. Wiemy, że, skoro $\langle N, \circ \rangle$ jest grupą, istnieje element neutralny $e \in N$. Stąd wiemy, że $a = ae \in aN$ oraz $b = be \in bN$. Z $aN = bN$ mamy $b \in aN$. Istnieje więc $n_1 \in N$ takie, że $an_1 = b$. Analogicznie, istnieje $n_2 \in N$ takie, że $cn_2 = d$.

Można zauważyć, że dla dowolnego $n \in N$ $nN = N$. Własność ta wynika bezpośrednio z faktu, że N jest zamknięty na \circ .

Korzystając z powyższej obserwacji oraz faktu, że N jest podgrupą normalną mamy $(bN)(dN) = bdN = an_1cn_2N = an_1cN = an_1Nc = aNc = acN$.

Ad.2. Pokażemy kolejno

- 2.1. zamkniętość G/N na \otimes ,
- 2.2. łączność \otimes ,
- 2.3. istnienie elementu neutralnego w G/N oraz
- 2.4. istnienie elementów odwrotnych.

Ad.2.1. G/N jest zamknięty na \otimes . Weźmy dowolne $aN, bN \in G/N$. Mamy $(aN)(bN) = abN$. $ab \in G$, więc $abN \in G/N$.

Ad.2.2. \otimes jest łączne. Weźmy dowolne $aN, bN, cN \in G/N$. Korzystając z łączności \odot i faktu, że N jest normalna ($cN = Nc$), mamy

$$aN((bN)(cN)) = aN(bcN) = a(bc)N = (ab)cN \quad (2.1)$$

$$= (ab)Nc = (abN)cN = ((aN)(bN))cN. \quad (2.2)$$

Ad.2.3. Istnieje w G/N element neutralny. Weźmy eN , gdzie e jest elementem neutralnym w G . Dla dowolnego $aN \in G/N$ mamy $(aN)(eN) = aeN = aN$.

Ad.2.4. Dla każdego elementu istnieje element odwrotny. Weźmy dowolne $aN \in G/N$. Niech $-a$ będzie elementem odwrotnym a . Wiemy, że $-a \in G$. Mamy

$$(aN)(-aN) = a(-a)N = eN,$$

czyli element odwrotny w G/N .

□

Znając już definicję grupy ilorazowej, możemy ją wykorzystać do zdefiniowania pierścienia ilorazowego. Jest on analogicznie zbiorem warstw względem ideału z odpowiednio zdefiniowanymi działaniami.

Twierdzenie 3. *Niech I będzie ideałem pierścienia przemennego $\langle R, \oplus, \odot \rangle$. Jeśli zdefiniujemy operacje $+$ i \times jako:*

- $(r \oplus I) \times (s \oplus I) = r \odot s \oplus I$ oraz
- $(r \oplus I) + (s \oplus I) = r \oplus s \oplus I,$

*to $\langle R/I, +, \times \rangle$ jest pierścieniem przemennym, nazywanym **pierścieniem ilorazowym**.*

Dowód. $\langle I, \oplus \rangle$ jest podgrupą normalną $\langle R, \oplus \rangle$, więc z twierdzenia ?? $\langle R/I, + \rangle$ z jest grupą ilorazową. Wystarczy zatem pokazać, że

1. \times jest dobrze zdefiniowana, tzn. dla $a, b, c, d \in R/I$ jeśli $a = b$ oraz $c = d$, to $a \times c = b \times d$ oraz
2. $\langle R/I, +, \times \rangle$ jest pierścieniem przemennym.

Ad.3. Weźmy dowolne $a, b, c, d \in R$ takie, że $a \oplus I = b \oplus I$ oraz $c \oplus I = d \oplus I$. Wiemy, że $\langle I, \oplus \rangle$ jest grupą, więc zawiera element neutralny e . Stąd $a \oplus e = a \in a \oplus I = b \oplus I$. Istnieje więc $i_1 \in I$ taki, że $a = b \oplus i_1$. Analogicznie istnieje $i_2 \in I$ takie, że $c = d \oplus i_2$.

$\langle I, \oplus \rangle$ jest grupą, więc dla dowolnego $i \in I$ $i \oplus I = I$.

Mamy więc $(a \oplus I) \times (c \oplus I) = a \odot c \oplus I = (b \oplus i_1) \odot (d \oplus i_2) \oplus I$. Jako że $b, d, i_1, i_2 \in R$ oraz $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ jest pierścieniem mamy $(b \oplus i_1) \odot (d \oplus i_2) \oplus I = b \odot d \oplus b \odot i_2 \oplus i_2 \odot d \oplus i_1 \odot i_2 \oplus I$. I jest ideałem, więc $b \odot i_2, i_1 \odot d, i_1 \odot i_2 \in I$. Stąd $b \odot d \oplus b \odot i_2 \oplus i_2 \odot d \oplus i_1 \odot i_2 \oplus I = b \odot d \oplus I = (b \oplus I) \times (d \oplus I)$.

Ad.4. Pokażemy, że $\langle R/I, +, \times \rangle$ spełnia warunki z definicji pierścienia przemennego.

- $+$ jest przemienna. Weźmy dowolne $a \oplus I, b \oplus I \in R/I$. Z przemienności \oplus w pierścieniu $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ mamy $(a \oplus I) + (b \oplus I) = a \oplus b \oplus I = b \oplus a \oplus I = (a \oplus I) + (b \oplus I)$.
- $+$ jest łączna. Weźmy dowolne $a \oplus I, b \oplus I, c \oplus I \in R/I$. Z łączności \oplus w $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ mamy $((a \oplus I) + (b \oplus I)) + (c \oplus I) = (a \oplus b \oplus I) + (c \oplus I) = (a \oplus b) \oplus c \oplus I = a \oplus (b \oplus c) \oplus I = (a \oplus I) + (b \oplus c \oplus I) = (a \oplus I) + ((b \oplus I) + (c \oplus I))$.
- Istnieje element zerowy. Niech $e = e' \oplus I$, gdzie e' jest elementem zerowym pierścienia $\langle R, \oplus \rangle$. Weźmy dowolne $a \oplus I \in R/I$. Wtedy $(a \oplus I) + e = a \oplus e' \oplus I = e' \oplus I = e = e' \oplus a \oplus I = e + (a \oplus I)$.

- Dla każdego elementu istnieje element odwrotny. Weźmy dowolne $a \oplus I \in R/I$. Istnieje $-a \in R$, będące elementem odwrotnym a . $(a \oplus I) + (-a \oplus I) = a \oplus -a \oplus I = e' \oplus I = e = -a \oplus a \oplus I = (-a \oplus I) + (a \oplus I)$.
- \times jest łączna. Weźmy dowolne $a \oplus I, b \oplus I, c \oplus I \in R/I$. Z łączności \odot w pierścieniu $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ mamy $((a \oplus I) \times (b \oplus I)) \times (c \oplus I) = (a \odot b \oplus I) \times (c \oplus I) = (a \odot b) \odot c \oplus I = a \odot (b \odot c) \oplus I = (a \oplus I) \times (b \odot c \oplus I) = (a \oplus I) \times ((b \oplus I) \times (c \oplus I))$.
- $+$ jest rozdzielna względem \times . Weźmy dowolne $a \oplus I, b \oplus I, c \oplus I \in R/I$. Z rozdzielności \oplus względem \odot w pierścieniu $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ mamy $(a \oplus I) \times ((b \oplus I) + (c \oplus I)) = a \odot (b \oplus c) \oplus I = a \odot b \oplus a \odot c \oplus I = ((a \oplus I) \times (b \oplus I)) + ((a \oplus I) \times (c \oplus I))$ oraz $((a \oplus I) + (b \oplus I)) \times (c \oplus I) = (a \oplus b) \odot c \oplus I = a \odot c \oplus b \odot c \oplus I = ((a \oplus I) \times (c \oplus I)) + ((b \oplus I) \times (c \oplus I))$.
- \times jest przemienna. Weźmy dowolne $a \oplus I, b \oplus I \in R/I$. Z przemienności \odot w pierścieniu $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ mamy $(a \oplus I) \times (b \oplus I) = a \odot b \oplus I = b \odot a \oplus I = (b \oplus I) \times (a \oplus I)$.

□

Możemy zauważyć, że ideał w teorii pierścieni odpowiada podgrupie normalnej w teorii grup. Co więcej, analogia ta aplikuje się także do konstrukcji pierścienia ilorazowego. Ideał pełni bowiem w konstrukcji pierścienia ilorazowego taką rolę, jaką w konstrukcji grupy ilorazowej pełni podgrupa normalna.

Mając już definicję pierścienia ilorazowego, możemy pokazać, że pewne pierścienie ilorazowe są ciałami. Będzie to twierdzenie, którego będziemy używać w późniejszych lematach dla pierścienia ilorazowego pierścienia wielomianów.

Twierdzenie 4. *Jeśli $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ jest pierścieniem przemennym z 1, a I ideałem maksymalnym nad R , to R/I z działaniami zdefiniowanymi jak w powyższych twierdzeniach jest ciałem.*

Dowód. Wiemy, że R/M jest pierścieniem przemennym. Wystarczy pokazać, że

1. istnieje element neutralny mnożenia oraz
2. dla każdego niezerowego elementu istnieje element odwrotny.

Ad.1. Istnieje 1 w R , więc dla dowolnego $a \oplus M \in R/M$ mamy $(a \oplus M) \times (1 \oplus M) = a \odot 1 \oplus M = a \oplus M = 1 \odot a \oplus M = (1 \oplus M) \times (a \oplus M)$.

Ad.2. Weźmy dowolne $a \in R$ takie, że $a \oplus M$ jest niezerowe, czyli $a \notin M$. Weźmy zbiór $J = \{ra \oplus m \mid r \in R, m \in M\}$. Pokażemy, że J jest ideałem nad R . W tym celu wystarczy pokazać, że

- 2.1. $\langle J, \oplus \rangle$ jest podgrupą $\langle R, \oplus \rangle$ oraz

$$2.2. \forall_{j \in J, r \in R} jr \in J \wedge rj \in J.$$

Ad.2.1. Udowodnimy, że $\langle J, \oplus \rangle$ spełnia definicję grupy oraz zawiera się w $\langle R, \oplus \rangle$.

- Wiemy, że R jest zamknięty na \oplus i \odot , więc $\forall_{r, a', m \in R} ra' \oplus m \in R$ oraz $J \subseteq R$.
- M jest ideałem, czyli jest grupą, więc $0 \in M$. Stąd $0a \oplus 0 = 0 \in J$, czyli J zawiera element zerowy.
- Weźmy dowolne $j = ra \oplus m \in J$. Wiemy, że $-r \in R$ oraz $-m \in M$. Stąd $-j = -ra \oplus -m \in J$. Wtedy $j \oplus -j = ra \oplus m \oplus -ra \oplus -m = ra \oplus -ra = 0a = 0$, tzn. dla każdego elementu J istnieje element odwrotny.
- Weźmy dowolne $j_1 = r_1a \oplus m_1, j_2 = r_2a \oplus m_2 \in J$. Wtedy $j_1 \oplus j_2 = r_1a \oplus m_1 \oplus r_2a \oplus m_2 = (r_1 \oplus r_2)a \oplus (m_1 \oplus m_2)$. Wiemy, że $r_1 \oplus r_2 \in R$ oraz $m_1 \oplus m_2 \in M$, więc $j_1 \oplus j_2 \in J$, czyli J jest zamknięte na \oplus .
- \oplus jest łączne. Własność ta wynika bezpośrednio z łączności \oplus w R .

Ad.2.2. Weźmy dowolne $ra \oplus m \in J, r' \in R$. Wtedy $jr' = (ra \oplus m) \odot r' = rar' \oplus mr'$. Z przemienności R $jr' = rr'a \oplus mr'$. $rr' \in R$ oraz, ponieważ M jest ideałem $mr' \in M$, więc $jr' \in J$. Analogicznie $r'j \in J$.

Wiemy, że J jest ideałem nad R . Możemy też pokazać, że $M \subset J$. $\forall_{m \in M} m = 0a \oplus m \in J$ oraz skoro $1 \in R, 0 \in M$, to $a \in J$. Wiemy, że $a \notin M$, więc $M \subset J$.

Mamy więc ideał J nad R , który zawiera M . Z założenia, że M jest maksymalny, mamy $J = R$, więc $1 \in J$, czyli $\exists_{m \in M, r \in R} ra \oplus m = 1$. Wtedy $(r \oplus M) \times (a \oplus M) = ra \oplus M = ra \oplus m \oplus M = 1 \oplus M$, czyli $(a \oplus M)^{-1} = r \oplus M$.

□

2.2. Pierścień wielomianów

Następnym krokiem we wprowadzeniu pojęć algebry abstrakcyjnej będzie bliższe przyjrzenie się pierścieniom wielomianów. W dowodach będziemy korzystać z twierdzeń i lematów z poprzedniej sekcji. Przechodząc w przestrzeń wielomianów będziemy w stanie zaaplikować twierdzenia algebry abstrakcyjnej do równości uogólnionego Małego Twierdzenia Fermata dla wielomianów, które jest bezpośrednio wykorzystane w algorytmie AKS.

Spójrzmy na pierścień liczb całkowitych modulo liczba naturalna. Na podstawie poniższego twierdzenia będziemy mogli powiązać pierwszość liczby z jego własnościami.

Twierdzenie 5. *Niech $p \in \mathbb{N}$ i $p \geq 2$ oraz $\mathbb{Z}_p = \{0, 1, \dots, p-1\}$. Wówczas jeśli p jest pierwsza, to $\langle \mathbb{Z}_p, +_p, \times_p \rangle$, gdzie operacje są odpowiadającymi działaniami arytmetycznymi modulo p , jest ciałem.*

Dowód. Pokażemy, że jeśli p jest pierwsza $\langle \mathbb{Z}_p, +_p, \times_p \rangle$ spełnia definicję ??.

1. $\langle \mathbb{Z}_p, +_p, \times_p \rangle$ z 1 jest pierścieniem. Dowód jest trywialny i korzysta z własności działań $+_p$ i \times_p .
2. $\langle \mathbb{Z}_p \setminus \{0\}, \times_p \rangle$ jest grupą abelową. Przemienność i łączność wynikają z własności \times_p . Elementem neutralnym jest 1. Jediną nietrywialną własnością jest istnienie elementu przeciwnego, tzn. należy udowodnić, że $\forall a \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\} \exists a^{-1} \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\} a \times_p a^{-1} = 1$.

Weźmy dowolne $a \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\}$. Załóżmy nie wprost, że nie istnieje $a^{-1} \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\}$ takie, że $a \times_p a^{-1} = 1$. To znaczy $\forall b \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\} a \times_p b \neq 1$. Ponieważ p jest pierwsze i wszystkie elementy $\mathbb{Z}_p \setminus \{0\}$ są mniejsze od p , wiemy, że $\forall b \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\} a \times_p b \neq 0$. Mamy więc $p-1$ czynników i $p-2$ możliwych wyników. Z zasady szufladkowej mamy $\exists b_1, b_2 \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\}, b_1 \neq b_2$ $a \times_p b_1 = a \times_p b_2$. Wiemy, że istnieje w \mathbb{Z}_p niezerowy element $-b_2$, więc $-b_2 \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\}$. Korzystając z własności pierścienia $\langle \mathbb{Z}_p, +_p, \times_p \rangle$ możemy przekształcić powyższe równanie do $a \times_p (b_1 +_p -b_2) = 0$. Z $b_1 \neq b_2$ mamy $b_1 +_p -b_2 \in \mathbb{Z}_p \setminus \{0\}$, czyli doszliśmy do sprzeczności.

□

Twierdzenie 6. *Niech $\langle R, \oplus, \odot \rangle$ będzie pierścieniem przemennym z 1 oraz $R[X]$ będzie zbiorem wielomianów o współczynnikach w R , a \oplus^* i \odot^* będą naturalnie zdefiniowanym dodawaniem i mnożeniem wielomianów z użyciem \oplus i \odot w operacjach na współczynnikach. Wówczas $\langle R[X], \oplus^*, \odot^* \rangle$ jest pierścieniem przemennym z 1.*

Uwaga. Dowód twierdzenia przebiega poprzez pokazanie kolejnych własności pierścienia. Elementem zerowym jest wielomian zerowy, a elementem neutralnym mnożenia jest 1.

Przyjrzyjmy się następnie bliżej pierścieniowi wielomianów, którego współczynniki są elementami ciała. Poniższe lematy pozwolą na ustalenie, kiedy pierścień ilorazowy takiego pierścienia jest ciałem, co stanie się podstawą dowodu algorytmu AKS.

Lemat 2. *Jeśli $\langle F, \oplus, \odot, 0, 1 \rangle$ jest ciałem, to wszystkie ideały nad $F[X]$ są ideałami głównymi.*

Dowód. Weźmy dowolny ideał I nad $F[X]$. Jeśli $I = \{0\}$, to $I = \langle 0 \rangle$. Załóżmy więc, że I jest niezerowe i weźmy $p(X) \in I$ takie, że $p(X) \neq 0$ oraz $p(X)$ jest wielomianem najmniejszego stopnia w I . Weźmy dowolny wielomian $f(X) \in I$. Wiemy, że $\exists_{q(X), r(X) \in I} f(X) = q(X)p(X) \oplus r(X) \wedge \deg(r(X)) < \deg(p(X))$. Z założenia o

minimalnym stopniu $p(X)$ mamy $r(X) = 0$. Oznacza to, że dowolny wielomian z I da się przedstawić w postaci $q(X)p(X)$, więc $I = \langle p(X) \rangle$. \square

Twierdzenie 7. *Jeśli $\langle F, \oplus, \odot, 0, 1 \rangle$, to $\langle g(X) \rangle$ jest ciałem i wielomian $g(X)$ jest nierozkładalny w $F[X]$, to $\langle g(X) \rangle$ jest ideałem maksymalnym.*

Dowód. Weźmy dowolny ideał I nad $F[X]$. Wiemy, że jest to ideał główny, więc istnieje $f(X) \in F[X]$ takie, że $I = \langle f(X) \rangle$. Załóżmy, że $\langle g(X) \rangle \subset I$. Znaczący to, że istnieje $h(X) \in F[X]$ takie, że $g(X) = f(X)h(X)$. $g(X)$ jest nierozkładalny, więc $f(X)$ lub $h(X)$ jest wielomianem stopnia 0. Jeśli $f(X)$ jest stopnia 0, to $\langle f(X) \rangle = F$. Jeśli $h(X)$ jest stopnia 0, to $\langle g(X) \rangle = \langle h(X) \rangle$, co jest sprzeczne z założeniem. \square

Możemy w szczególności zaaplikować powyższe twierdzenia do ciała liczb całkowitych modulo liczba pierwsza.

Twierdzenie 8. *Jeśli p jest pierwsze i $h(X)$ jest nierozkładalnym w $\mathbb{Z}_p[X]$ wielomianem stopnia d to pierścień ilorazowy $\langle \mathbb{Z}_p[X] / \langle h(X) \rangle, \oplus, \odot \rangle$ jest ciałem rzędu p^d .*

Dowód. Pokażemy kolejno, że

1. $\langle \mathbb{Z}_p[X] / \langle h(X) \rangle, \oplus, \odot \rangle$ jest ciałem oraz
2. jest ono rzędu p^d .

Ad.1. $\langle \mathbb{Z}_p, +_p, \times_p, 0, 1 \rangle$ jest ciałem, a $h(X)$ jest nierozkładalny w pierścieniu $\langle \mathbb{Z}_p[X], +^*, \times^* \rangle$, więc na mocy twierdzenia ?? $\mathbb{Z}_p[X] / \langle h(X) \rangle$ jest ciałem.

Ad.2. Niech $M = \langle h(X) \rangle$. Pokażemy, że jeśli wielomiany $f(X), g(X) \in \mathbb{Z}_p[X]$, gdzie

$$\begin{aligned} f(X) &= h(X)q_1(X) +^* r_1(X), \\ g(X) &= h(X)q_2(X) +^* r_2(X), \end{aligned}$$

gdzie $r_1(X) = r_2(X)$, to

$$f(X) +^* M = g(X) +^* M.$$

Mamy

$$\begin{aligned} f(X) +^* M &= h(X)q_1(X) +^* r_1(X) +^* M \\ &= r_1(X) +^* h(X)q_1(X) +^* M \\ &= r_1(X) +^* M \\ &= r_2(X) +^* M \\ &= r_2(X) +^* h(X)q_2(X) +^* M \\ &= g(X) +^* M. \end{aligned}$$

Ponadto wiemy, że, ponieważ M jest ideałem głównym, dowolna para wielomianów $f(X), g(X) \in r(X) + {}^*M$ ma taką samą resztę z dzielenia przez $h(X)$. Mamy więc wniosek, że para wielomianów należy do tego samego elementu zbioru $\mathbb{Z}_p[X]/\langle h(X) \rangle$ wtw mają taką samą resztę z dzielenia przez $h(X)$. Mamy więc tyle elementów zbioru $\mathbb{Z}_p[X]/\langle h(X) \rangle$, ile jest różnych reszt dzielenia wielomianu przez $h(X)$, czyli też tyle, ile jest wielomianów stopnia $d-1$ w $\mathbb{Z}_p[X]$. Stąd $\text{ord}(\mathbb{Z}_p[X]/\langle h(X) \rangle) = p^d$.

□

2.3. Pierwiastki z jedności, wielomiany cyklotomiczne

Kolejną grupą twierdzeń potrzebnych do udowodnienia poprawności algorytmu AKS są twierdzenia związane z pierwiastkami jedności nad ciałem. Aby uprościć późniejsze rozważania, wprowadźmy następujące pojęcia związane z ciałami.

Definicja 6. *Charakterystyką* ciała F będziemy nazywać najmniejszą taką liczbę naturalną $\text{char}(F) = n$, że suma n jedynek równa się zeru w F .

Definicja 7. *Podciałem* ciała F nazywamy takie G , że $G \subseteq F$ z działaniami z F ograniczonymi do elementów G jest ciałem.

Definicja 8. *Rozszerzeniem ciała* F nazywamy takie ciało G , F jest podciałem G .

Zauważmy, że ciało liczb zespolonych jest rozszerzeniem ciała liczb rzeczywistych. Bardziej interesującym przykładem w dalszej części wywodu będzie jednak rozszerzenie ciał skończonego rzędu. Skorzystamy bowiem z własności, że jeśli p jest liczbą pierwszą oraz $f(X)$ jest nierozkładalny w $\mathbb{Z}_p[X]$, to $\mathbb{Z}_p[X]/\langle f(X) \rangle$ jest rozszerzeniem ciała \mathbb{Z}_p . Widoczna jest w tym wypadku analogia z pierwszym przykładem.

Uwaga. Jako $F(a_1, \dots, a_n)$ będziemy oznaczać najmniejsze rozszerzenie ciała F zawierające a_1, \dots, a_n .

Definicja 9. *Ciałem rozkładu* wielomianu $f(X) \in F[X]$ nad F nazywamy G , będące rozszerzeniem F takie, że $f(X)$ można rozłożyć na czynniki liniowe w pierścieniu $G[X]$.

Jako że zdefiniujemy pierwiastki z jedności z użyciem ciała rozkładu pewnego wielomianu nad ciałem, wprowadźmy twierdzenie Kroneckera, które pozwoli w późniejszych twierdzeniach udowodnić istnienie ciała rozkładu i pierwiastków z jedności.

Lemat 3 (Twierdzenie Kroneckera). *Dla każdego ciała F i wielomianu $f(X) \in F[X]$, $\deg(f) \geq 2$ istnieje rozszerzenie G ciała F , w którym $f(X)$ ma pierwiastek.*

Dowód. Niech $h(X) = a_0 + a_1x + \dots + a_nx^n$ będzie nierozkładalnym w $F[X]$ czynnikiem $f(X)$. Z twierdzenia ?? wiemy, że $F[X]/\langle h(X) \rangle$. Zauważmy dodatkowo, że $F[X]/\langle h(X) \rangle$ jest rozszerzeniem F .

Niech $\alpha = X + \langle h(X) \rangle$. Ponieważ $\deg(f) \geq 2$, $\alpha \in F[X]/\langle h(X) \rangle$. Mamy więc

$$\begin{aligned} h(\alpha) &= a_0 + a_1(X + \langle h(X) \rangle) + \dots + a_n(X + \langle h(X) \rangle)^n \\ &= h(X) + \langle h(X) \rangle = 0 \end{aligned}$$

w $F[X]/\langle h(X) \rangle$, czyli α jest pierwiastkiem $f(X)$. \square

Twierdzenie 9. Dla każdego ciała F i wielomianu $f(X) \in F[X]$, $\deg(f) \geq 1$ istnieje ciało rozkładu $f(X)$ nad F .

Dowód. Dowód przebiegać będzie przez indukcję względem $n = \deg(f)$. Przypadek dla $n = 1$ jest trywialny, ponieważ F spełnia warunki. Załóżmy więc $\deg(f) \geq 2$ oraz, że dla wszystkich wielomianów niższego stopnia teza zachodzi. Z ?? wiemy, że istnieje ciało G będące rozszerzeniem F takie, że istnieje $\alpha \in G$, $f(\alpha) = 0$. Mamy więc w $G[X]$ $f(X) = (X - \alpha)g(X)$. Z założenia indukcyjnego wiemy, że dla $g(X)$ istnieje ciało rozkładu H nad G więc H jest też ciałem rozkładu $f(X)$ nad F . \square

Definicja 10. Niech F będzie ciałem, a $n \geq 1, n \in \mathbb{N}$. Ciało rozkładu $F^{(n)}$ dla $X^n - 1$ nad F będziemy nazywać ***n*-tym ciałem cyklotomicznym**, a zbiór pierwiastków $X^n - 1$ w $F^{(n)}$ **pierwiastkami *n*-tego stopnia z jedności** i oznaczać $E^{(n)}$.

Twierdzenie 10. Niech F będzie ciałem, a $f(X) \in F[X]$. Jeśli $a \in F$ jest wielokrotnym pierwiastkiem $f(X)$, to jest też pierwiastkiem $f'(X)$.

Dowód. Zauważmy, że, ponieważ $f(X)$ jest wielomianem, $f(X) \in F[X]$ implikuje $f'(X) \in F[X]$. Skoro $f(X)$ ma co najmniej podwójny pierwiastek w a , to istnieje $h(X) \in F[X]$ takie, że $f(X) = (X - a)(X - a)h(X)$. Wtedy $f'(X) = (X - a)((X - a)h'(X) + 2h(X))$, czyli $f'(X)$ ma pierwiastek w a . \square

Lemat 4. Jeśli ciało G jest rozszerzeniem ciała F , to $\text{char}(G) = \text{char}(F)$.

Dowód. Ponieważ F i G są ciałami dla tych samych operacji $0_F = 0_G$ i $1_F = 1_G$, z definicji charakterystyki mamy $\text{char}(F) = \text{char}(G)$. \square

Przyjrzyjmy się strukturze zbioru pierwiastków n -tego stopnia z jedności nad ciałem.

Twierdzenie 11. Dla każdego ciała F , gdzie $p = \text{char}(F)$, zbiór pierwiastków n -tego stopnia z jedności $E^{(n)}$, gdzie $n \in \mathbb{N}$ oraz $p \nmid n$ z operacją mnożenia w $K^{(n)}$ jest grupą cykliczną rozmiaru n .

Dowód. Pokażemy kolejno, że

1. $|E^{(n)}| = n$,
2. $E^{(n)}$ jest grupą, a co więcej,
3. jest grupą cykliczną.

Ad.1. Przypadek dla $n = 1$ jest trywialny, ponieważ zbiór $E^{(n)}$ jest wtedy zbiorem zawierającym tylko 1. Załóżmy więc, że $n \geq 2$. Z ?? wiemy, że jeśli $f(X) = X^n - 1$ i $f'(X) = nX^{n-1}$ nie mają wspólnych pierwiastków w F , to nie istnieją w F wielokrotne pierwiastki wielomianu $f(X)$. Z ?? mamy $\text{char}(K^{(n)}) = p$, więc istnieje n^{-1} w $K^{(n)}$. Możemy więc zauważyć, że jedynym pierwiastkiem $f'(X)$ w F jest 0. Dodatkowo 0 nie jest pierwiastkiem $f(X)$, więc $f(X)$ ma n różnych pierwiastków w F , skąd $|E^{(n)}| = n$.

Ad.2. Pokażemy, że $E^{(n)}$ jest grupą z operacją mnożenia w $K^{(n)}$. Weźmy dowolne $\zeta_1, \zeta_2 \in E^{(n)}$. Niech $\zeta = \zeta_1 \zeta_2$. Wtedy $\zeta^n = (\zeta_1 \zeta_2)^n = \zeta_1^n \zeta_2^n = 1$, czyli $\zeta_1 \zeta_2 \in E^{(n)}$. Dla dowolnego $\zeta \in E^{(n)}$ istnieje element odwrotny $\zeta^{n-1} \in E^{(n)}$. Element neutralny stanowi $1_{K^{(n)}}$.

Ad.3. Pokażemy cykliczność $E^{(n)}$ poprzez znalezienie generatora grupy.

Ad.3.1. Niech n będzie liczbą pierwszą. Weźmy dowolne $\zeta \in E^{(n)}$. Załóżmy nie wprost, że istnieje $q < n, q \in \mathbb{N}$ takie, że $\zeta^q = 1$. Wtedy $q | n$, co jest sprzeczne z założeniem o pierwszości n . Skoro takie q nie istnieje, to ζ generuje $E^{(n)}$, ponieważ dla każdego $i, j < n, i, j \in \mathbb{N} \zeta^i \neq \zeta^j$.

Ad.3.2. Niech $n = p_1^{e_1} \cdots p_r^{e_r}$ będzie rozkładem n na czynniki pierwsze. Dla każdego $1 \leq i \leq r$ istnieje nie więcej niż $\frac{n}{p_i}$ pierwiastków wielomianu $X^{\frac{n}{p_i}} - 1$. n jest złożona, więc $\frac{n}{p_1} < n$ i istnieje ζ_i nie będąca pierwiastkiem $X^{\frac{n}{p_i}} - 1$. Niech $\alpha_i = \zeta_i^{\frac{n}{p_i^{e_i}}}$. Wiemy, że $o_n(\alpha_i) | p_i^{e_i}$, a ponieważ p_i jest pierwsza, $o_n(\alpha_i) = p_i^s$, gdzie $s \leq e_i$. Zauważmy, że jeśli dla $k < r_i$ $\alpha_i^{p_i^k} = 1$, to także $(\alpha_i^{p_i^k})^p = \alpha_i^{p_i^{k+1}} = 1$ i poprzez indukcję względem k $\alpha_i^{p_i^{e_i-1}} = 1$. Wybraliśmy α takie, że $\alpha_i^{p_i^{e_i-1}} = \zeta_i^{\frac{n}{p_i}} \neq 1$, więc $o_n(\alpha_i) = p_i^{e_i}$. Weźmy $\alpha = \alpha_1 \cdots \alpha_r$. Pokażemy, że $o_n(\alpha) = n$. Wiemy, że $o_n(\alpha) | n$. Załóżmy nie wprost, że $o_n(\alpha) \neq n$. Wynika stąd, że istnieje takie p_i , że $o_n(\alpha) | \frac{n}{p_i}$. Wtedy $\alpha^{\frac{n}{p_i}} = 1 = \alpha_1^{\frac{n}{p_i}} \cdots \alpha_r^{\frac{n}{p_i}}$. Dla każdego $j \neq i, 1 \leq j \leq r$ $p_j^{e_j} | \frac{n}{p_i}$, a ponieważ $o_n(\alpha_j) = p_j^{e_j}$, mamy $\alpha_j^{\frac{n}{p_i}} = 1$. Mamy więc $\alpha_i^{\frac{n}{p_i}} = 1$, czyli $o_n(\alpha_i) | \frac{n}{p_i}$. Mamy jednak $o_n(\alpha_i) = p_i^{e_i}$, które nie dzieli $\frac{n}{p_i}$, więc otrzymaliśmy sprzeczność. Pokazaliśmy więc, że $o_n(\alpha) = n$. Na mocy argumentu jak w przypadku pierwszego n znaleźliśmy α będące generatorem $E^{(n)}$.

□

Przypomnienie. *Funkcją Eulera* nazywamy taką funkcję ϕ , że dla $n \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$ $\phi(n)$ jest równa liczbie liczb naturalnych $q < n$ takich, że $NWD(n, q) = 1$.

Możemy teraz wprowadzić pojęcie pierwiastka pierwotnego a następnie wielomianu cyklotomicznego oraz udowodnić kilka związanych z nimi własności, które okażą się pomocne w dalszych dowodach.

Definicja 11. Pierwiastek n -tego stopnia z jedności nad ciałem F nazywamy **pierwotnym**, jeśli jest generatorem grupy $E^{(n)}$.

Obserwacja 2. Dla każdego ciała F i $n \in \mathbb{N}$, $n \nmid \text{char}(F)$ istnieje co najmniej jeden pierwotny pierwiastek z jedności n -tego stopnia nad F .

Lemat 5. *Jeśli ζ jest pierwotnym pierwiastkiem n -tego stopnia nad ciałem F , $\text{char}(F) \nmid n$, to dowolne ζ^s , gdzie $s \in \mathbb{N}$, $NWD(s, n) = 1$ także jest pierwotnym pierwiastkiem n -tego stopnia nad F .*

Dowód. Weźmy s takie, że $NWD(s, n) = 1$. Niech $k = o_n(\zeta^s)$. Mamy więc $k \mid n$. Ponieważ $\zeta^n = 1$ mamy $(\zeta^s)^k = \zeta^n$. $(\zeta^s)^k \in E^{(n)}$, więc, jako że $E^{(n)}$ jest grupą, $(\zeta^s)^{-k} \in E^{(n)}$. Otrzymujemy $\zeta^s = \zeta^{\text{frac}nk}$. Z $NWD(s, n) = 1$ mamy $n = k$ i ostatecznie $o_n(\zeta^s) = n$, czyli ζ^s jest generatorem grupy. \square

Definicja 12. Niech F będzie ciałem, $n \in \mathbb{N}$, $n \nmid \text{char}(F)$ oraz ζ będzie pierwotnym pierwiastkiem z jedności n -tego stopnia nad F . Wtedy wielomian

$$Q_n(X) = \prod_{s=1, NWD(s, n)=1}^n (X - \zeta^s)$$

nazywamy **n -tym wielomianem cyklotomicznym** nad F .

Lemat 6. *Jeśli $Q_n(X)$ jest n -tym wielomianem cyklotomicznym nad ciałem F , gdzie $n \in \mathbb{N}$, to $Q_n(X) \mid X^n - 1$ w F .*

Dowód. Własność ta jest oczywista i wynika z zawierania się zbioru pierwiastków $Q_n(X)$ w zbiorze pierwiastków $X^n - 1$. \square

Obserwacja 3. $Q_n(X)$ nie zależy od wyboru ζ oraz jest stopnia $\phi(n)$. Dodatkowo z definicji $K^{(n)}$ wiemy, że współczynniki $Q_n(X)$ należą do $K^{(n)}$.

Definicja 13. Jeśli G jest rozszerzeniem ciała F , to **wielomianem minimalnym** dla $g \in G$ nazywamy nierozkładalny moniczny wielomian $m(X) \in F[X]$ taki, że $m(g) = 0$.

Twierdzenie 12. *Jeśli G jest rozszerzeniem ciała F , to dla każdego $g \in G$, jeśli istnieje niezerowy $f(X) \in F[X]$, $f(g) = 0$, to istnieje niezerowy wielomian minimalny w $F[X]$.*

Dowód. Niech $I = \{f(X) \mid f(X) \in F[X], f(g) = 0\}$. Zauważmy, że I jest ideałem nad $F[X]$. Ponieważ F jest ciałem, to, na mocy lematu ??, I jest ideałem głównym. Istnieje więc $m(X) \in F[X]$ takie, że $I = \langle m(X) \rangle$ oraz $m(X)$ ma minimalny stopień w I . Dodatkowo ponieważ z założenia I nie jest ideałem zerowym, ponieważ istnieje niezerowy wielomian $f(X)$, mający pierwiastek w g , to także $m(X)$ nie jest wielomianem zerowym. Jeśli $m(X)$ jest moniczny, to jest wielomianem minimalnym, w przeciwnym przypadku współczynnik a przy najwyższej potęgze X nie jest jedynką. Ponieważ każdy element niezerowy ma odwrotność w F , to istnieje też moniczny wielomian będący wielomianem minimalnym. \square

Lemat 7. *Jeśli G jest rozszerzeniem ciała F oraz $m(X) \in F[X]$ wielomianem minimalnym dla $g \in G$, to dla każdego $f(X) \in F[X]$ $f(g) = 0 \Rightarrow m(X) \mid f(X)$.*

Dowód. Własność ta wynika z poprzedniego dowodu. Jeśli $m(X)$ jest wielomianem minimalnym dla g nad F i $f(X) \in F[X]$, $f(g) = 0$, to f należy do ideału głównego generowanego przez $m(X)$, czyli istnieje $h(X) \in F[X]$ takie, że $f(X) = h(X)m(X)$. \square

Twierdzenie 13. *Dla $n, q \in \mathbb{N}$ takich, że $\text{NWD}(n, q) = 1$, wielomian cyklotomiczny $Q_n(X)$ nad \mathbb{Z}_q jest rozkładalny na nierozkładalne czynniki stopnia $o_n(q)$ w $\mathbb{Z}_q[X]$.*

Dowód. Niech ζ będzie pierwotnym pierwiastkiem n -tego stopnia nad \mathbb{Z}_q . Wprowadźmy oznaczenie \mathbb{F}_{q^k} na zbiór będący ciałem rzędu q^k . Zauważmy, że takie ciało istnieje, ponieważ zbiór wielomianów o współczynnikach ze zbioru \mathbb{Z}_q stopnia mniejszego niż k jest ciałem rzędu q^k .

Dowód przebiegał będzie w dwóch krokach.

1. Pokażemy, że dla dowolnego $k > 1$ zachodzi $\zeta^{q^k} = \zeta$ wtw, gdy $\zeta \in \mathbb{F}_{q^k}$.
 2. Weźmy najmniejsze takie d , że $\zeta \in \mathbb{F}_{q^d}$. Wtedy dla dowolnego wielomianu $f(X) \in \mathbb{Z}_q[X]$ o pierwiastku w ζ istnieje w $\mathbb{Z}_q[X]$ wielomian $h(X) \mid f(X)$ taki, że $\deg(h) = d$.
- Ad.1. Zauważmy, że jeśli dowolne $a \in \mathbb{F}_{q^k}$, to z twierdzenia Lagrange'a mamy $a^{q^k-1} = 1$, stąd $a^{q^k} = a$. Zauważmy, że równanie $a^{q^k} = a$ ma nie więcej niż q^k pierwiastków, a skoro wszystkie elementy \mathbb{F}_{q^k} są jego pierwiastkami, to wszystkie pierwiastki są elementami \mathbb{F}_{q^k} .
- Ad.2. Niech $m(X) \in \mathbb{Z}_q[X]$ będzie minimalnym wielomianem dla ζ . Wiemy, że taki istnieje z ?? oraz ponieważ istnieje $Q_n(X) \in \mathbb{Z}_q[X]$. Założyliśmy, że $\zeta \in \mathbb{F}_{q^d}$. Wiemy także, że $\zeta \in \mathbb{Z}_q/\langle m(X) \rangle$, tzn. $\zeta \in \mathbb{F}_{q^{\deg(m)}}$. Ponieważ $m(X)$ jest wielomianem minimalnym oraz d jest najmniejszą liczbą spełniającą założenie, otrzymujemy $\deg(m) = d$. Na mocy lematu ?? otrzymujemy dodatkowo, że $m(X)$ dzieli dowolny wielomian $f(X) \in \mathbb{Z}_q[X]$, mający pierwiastek w ζ .

Wiemy, że zachodzi $\zeta^{q^{o_n(q)}} = \zeta$, więc także $\zeta \in \mathbb{F}_{q^{o_n(q)}}$. Ponieważ ζ jest pierwiastkiem pierwotnym wiemy, że jest to najmniejsza liczba, spełniająca tę własność. Możemy więc skorzystać z faktu udowodnionego w drugim kroku i wywnioskować, że każdy wielomian o pierwiastku w ζ można podzielić przez pewien inny wielomian należący do $\mathbb{Z}_q[X]$ stopnia $o_n(q)$. Stosując to rozumowanie indukcyjnie możemy wywnioskować tezę. \square

Rozdział 3.

Algorytm

3.1. Idea algorytmu

Algorytm AKS opiera się na uogólnieniu małego twierdzenia Fermata dla wielomianów, czyli twierdzeniu, że pierwszość liczby n , $n > 2$ jest równoważna z zachowaniem równości $(X + a)^n = X^n + a \pmod{n}$, gdzie $\text{NWD}(a, n) = 1$. Jest to o wiele bardziej przydatna własność niż podstawowe małe twierdzenie Fermata, ponieważ występuje w nim równoważność a nie jednostronna implikacja, która była niewystarczająca, aby zapewnić determinizm w teście pierwszości Fermata. Naiwne sprawdzenie tego twierdzenia skutkowałoby jednak złożonością obliczeniową $O(n \log^2 n)$, ponieważ wymagałaby mnożenia wielomianów n -tego stopnia. W kontekście problemu PRIMES jest to złożoność niesatysfakcjonująca, ponieważ względem rozmiaru problemu, czyli długości n , jest to złożoność wykładnicza. Problem ten rozwiązany został w algorytmie AKS poprzez sprawdzenie równości uogólnionego małego twierdzenia Fermata nie w pierścieniu $\mathbb{Z}_n[X]$ a w zawartym w nim pierścieniu ilorazowym zdefiniowanym tak, że długość wielomianów, na których wykonane jest mnożenie, jest wielomianowa względem długości liczby n . Poprawność tego podejścia wynika z nietrywialnego twierdzenia, że w odpowiednio wybranym pierścieniu ilorazowym pierścienia $\mathbb{Z}_n[X]$ jeśli równanie $(X + a)^n = X^n + a$ zachodzi dla odpowiedniej liczby różnych a , to n nie może być liczbą złożoną.

3.2. Schemat algorytmu

Algorithm 1 Algorytm ASK

Dane wejściowe: liczba całkowita $n > 1$

Wynik: **PIERWSZA** - jeśli n jest pierwsza; **ZŁOŻONA** - jeśli n jest złożona

- 1: **if** istnieje takie $a \in \mathbb{N}, b > 1$, że $a^b = n$ **then** ▷ Krok 1.
- 2: **return** ZŁOŻONA
- 3: **end if**

```

4:  $r \leftarrow$  najmniejsze takie  $q$ , że  $o_q(n) > \log^2 n$  ▷ Krok 2.
5: if istnieje  $a \leq r$  takie, że  $1 < NWD(a, n) < n$  then ▷ Krok 3.
6:   return ZŁOŻONA
7: end if
8: if  $n \leq r$  then ▷ Krok 4.
9:   return PIERWSZA
10: end if
11: for  $a \leftarrow 1$  to  $\lfloor \sqrt{\phi(r)} \log n \rfloor$  do ▷ Krok 5.
12:   if  $(X + a)^n \neq X^n + a \pmod{X^r - 1, n}$  then ▷ Krok 6.
13:     return ZŁOŻONA
14:   end if
15: end for
16: return PIERWSZA ▷ Krok 7.

```

3.3. Dowód poprawności

Dowód poprawności algorytmu przeprowadzimy poprzez udowodnienie serii lematów i ostatecznie wykorzystanie ich do udowodnienia twierdzenia, że algorytm zwróci *PIERWSZA* wtedy i tylko wtedy, gdy liczba n na wejściu jest pierwsza. Lematy prowadzące do końcowego twierdzenia będą często udowodnione z użyciem twierdzeń i lematów z poprzedniego rozdziału. Kluczowym fragmentem dowodu będzie znalezienie sprzeczności w twierdzeniu, że jeśli n jest złożona, to algorytm może zwrócić *PIERWSZA* w kroku 7. Zdefiniujemy bowiem na podstawie n , jej pierwszego dzielnika p oraz wybranego w trakcie wykonania algorytmu r zbiór, który, korzystając z założeń wynikających z przebiegu algorytmu, będziemy mogli ograniczyć z dwóch stron, doprowadzając do sprzeczności.

Równoważność między pierwszością liczby n oraz zwróceniem *PIERWSZA* przez algorytm pokażemy poprzez udowodnienie implikacji w dwie strony. Zaczniemy od pokazania, że jeśli n jest liczbą pierwszą, to algorytm zwróci *PIERWSZA*. Aby udowodnić to twierdzenie wykorzystamy dwa lematy, z których będziemy w stanie wywnioskować, że algorytm nie zakończy się zwróceniem *ZŁOŻONA* w 5. kroku.

Lemat 8. *Jeśli $a, n \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$ i $NWD(a, n) = 1$, to n jest pierwsza wtw, gdy $(X + a)^n = X^n + a \pmod{n}$.*

Dowód. Rozpatrując współczynniki przy X^i w wielomianie

$$p(X) = (X + a)^n - (X^n + a)$$

pokażemy, że $p(X) = 0 \pmod{n}$ wtw, gdy n jest pierwsza.

1. Załóżmy, że n jest pierwsza. Wtedy współczynnik przy X^i ($1 \leq i < n$) w wielomianie $p(X)$ jest równy $\binom{n}{i}a^{n-i} = \frac{n!}{i!(n-i)!} \cdot a^{n-i}$. Z $\binom{n}{i} \in \mathbb{Z}$ oraz pierwszości

n wiemy, że nie istnieje q takie, że $q \mid i! \cdot (n-i)! \wedge q \nmid (n-1)!$, więc $\frac{(n-1)!}{i! \cdot (n-i)!} \in \mathbb{Z}$ oraz $n \mid \binom{n}{i}$. Stąd $n \mid p(X)$.

2. Załóżmy, że n jest złożona. Niech q będzie pewnym dzielnikiem pierwszym n oraz $q^k \parallel n$. Współczynnik przy X^q jest równy $\binom{n}{q} a^{n-q}$. Możemy zauważyć, że q^k nie dzieli $\binom{n}{q}$, ponieważ $\binom{n}{q} = \frac{n!}{q!(n-q)!} = \frac{n \cdot (n-1) \cdot \dots \cdot (n-q+1)}{q!}$. Wiemy, że skoro q jest pierwsze i $q \mid n$, to

$$q \nmid (n-1) \cdot \dots \cdot (n-q+1),$$

skąd możemy wywnioskować, że

$$q^k \parallel n \cdot (n-1) \cdot \dots \cdot (n-q+1).$$

Mamy więc $q^k \nmid \binom{n}{q}$. Ponieważ a jest względnie pierwsze z n , to $q \nmid a^{n-q}$, więc $q^k \nmid \binom{n}{q} a^{n-q}$. Stąd mamy $p(X) \not\equiv 0 \pmod{n}$.

□

Lemat 9. Niech $a, n, r \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$, $r \geq 1$ i $NWD(a, n) = 1$, wtedy, jeśli n jest pierwsza, to $(X+a)^n = X^n + a \pmod{X^r - 1, n}$.

Dowód. Dowód wynika bezpośrednio z lematu ???. Wiemy, że

$$(X+a)^n - (X^n + a) = 0 \pmod{n},$$

więc także

$$(X+a)^n - (X^n + a) = 0 \pmod{X^r - 1, n}.$$

□

Twierdzenie 14. Niech $n \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$ będzie liczbą podaną na wejściu algorytmu. Jeśli n jest liczbą pierwszą algorytm zwróci *PIERWSZA*.

Dowód. Ponieważ n jest liczbą pierwszą, algorytm nie zwróci *ZŁOŻONA* w kroku 1. i 3. Z lematu ?? wiemy, że dla każdego $1 \leq a < n$ zachodzi

$$(X+a)^n = X^n + a \pmod{X^r - 1, n},$$

więc algorytm się nie zakończy w kroku 5. Ostatecznie algorytm zwróci *PIERWSZA* w kroku 4 lub 7. □

Zacznijmy dowód odwrotnej implikacji od wprowadzenia pojęcia introspektywności oraz udowodnienia związanych z nim własności.

Definicja 14. Dla ustalonych $r, p \in \mathbb{N}$, gdzie p jest pierwsza, liczbę $m \in \mathbb{N}$ nazywamy *introspektywną* modulo $X^r - 1, p$ dla wielomianu $f(X)$, jeśli zachodzi

$$(f(X))^m = f(X^m) \pmod{X^r - 1, p}.$$

Lemat 10. *Niech $r, p \in \mathbb{N}$ oraz p jest pierwsza. Jeśli m i m' są introspektywne modulo $X^r - 1, p$ dla $f(X)$, to mm' także jest introspektywna modulo $X^r - 1, p$ dla $f(X)$.*

Dowód. Z introspektywności m mamy $(f(X))^{mm'} = (f(X^m))^{m'} \pmod{X^r - 1, p}$. Z introspektywności m' wiemy, że istnieje $g(X) \in \mathbb{Z}_p[X]$ takie, że

$$\begin{aligned} f(X^{m'}) - f(X)^{m'} &= g(X) \cdot (X^r - 1) \pmod{p} \\ f(X^{mm'}) - f(X^m)^{m'} &= g(X^m) \cdot (X^{mr} - 1) \pmod{p}. \end{aligned}$$

Mamy więc

$$(f(X^m))^{m'} = f(X^{mm'}) \pmod{(X^m)^r - 1, p},$$

a ponieważ $X^r - 1$ dzieli $X^{mr} - 1$ także

$$(f(X^m))^{m'} = f(X^{mm'}) \pmod{X^r - 1, p}.$$

Otrzymujemy więc

$$(f(X))^{mm'} = f(X^{mm'}) \pmod{X^r - 1, p}.$$

□

Lemat 11. *Niech $r, p \in \mathbb{N}$ oraz p jest pierwsza. Jeśli m jest introspektywna modulo $X^r - 1, p$ dla $f(X)$ i $g(X)$, to jest także introspektywna modulo $X^r - 1, p$ dla $f(X) \cdot g(X)$.*

Dowód. Mamy $(f(X))^m = f(X^m) \pmod{X^r - 1, p}$ oraz $(g(X))^m = g(X^m) \pmod{X^r - 1, p}$. Mnożąc stronami otrzymujemy

$$(f(X) \cdot g(X))^m = f(X^m) \cdot g(X^m) \pmod{X^r - 1, p}.$$

□

Lemat 12. *Jeśli p jest liczbą pierwszą, to dla dowolnych $f(X), g(X) \in \mathbb{Z}_p[X]$ zachodzi w $\mathbb{Z}_p[X]$*

$$(f(X) + g(X))^p = (f(X))^p + (g(X))^p.$$

Dowód. Mamy

$$(f(X) + g(X))^p = (f(X))^p + (g(X))^p + \sum_{i=1}^{p-1} \binom{p}{i} (f(X))^i \cdot (g(X))^{p-i}.$$

Na mocy argumentu użytego w dowodzie lematu ?? otrzymujemy wniosek, że dla $1 \leq i < p$ zachodzi $p \mid \binom{p}{i}$, skąd wynika teza. □

Uwaga. Na potrzeby kolejnych lematów ustalmy $n, r, p \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$ oraz

$$\ell = \lfloor \sqrt{\phi(r)} \log n \rfloor$$

takie, że p jest pierwszym dzielnikiem n , $o_r(n) > \log^2 n$, $NWD(r, n) = 1$, więc i $NWD(r, p) = 1$. Ponadto dla każdego $0 \leq a \leq \ell$ zachodzi

$$(X + a)^n = X^n + a \pmod{X^r - 1, n}.$$

Możemy teraz zdefiniować

$$I = \{n^i \cdot p^j \mid i, j \geq 0\},$$

$$P = \left\{ \prod_{a=0}^{\ell} (X + a)^{e_a} \mid e_a \geq 0 \right\}$$

oraz G , niech $t = |G|$, będące zbiorem reszt z dzielenia elementów I przez r . Niech $Q_r(X)$ będzie r -tym wielomianem cyklotomicznym nad \mathbb{Z}_p ($r \nmid p = \text{char}(\mathbb{Z}_p)$). Weźmy $h(X) \in \mathbb{Z}_p[X]$. Z twierdzenia ?? wiemy, że taki wielomian istnieje, jest nierozkładalny w $\mathbb{Z}_p[X]$ oraz $\deg(h) = o_r(p)$. Zdefiniujmy $F = \mathbb{Z}_p / \langle h(X) \rangle$ oraz \mathcal{G} będący zbiorem elementów P w F .

Zauważmy, że ustalone powyżej liczby n, r spełniają założenia, jakie spełniają odpowiednio zmienne n i r w 7. kroku algorytmu. Jeśli dodatkowo założymy, że n jest złożona, to istnieje p spełniające wszystkie założenia.

Na podstawie zdefiniowanej wcześniej introspektywności oraz jej własności możemy udowodnić następujące twierdzenie.

Lemat 13. *Dowolny element $i \in I$ jest introspektywny modulo $X^r - 1, p$ dla dowolnego wielomianu $p(X) \in P$.*

Dowód. Pokażemy, że

1. dla dowolnego $0 \leq a \leq \ell$ n oraz p są introspektywne dla $X + a$, a następnie
2. wywnioskujemy tezę.

Ad.1. Niech $0 \leq a \leq \ell$. p jest pierwsze, więc z lematu ?? otrzymujemy

$$(X + a)^p = X^p + a \pmod{X^r - 1, p},$$

więc p jest introspektywne dla $(X + a)$. Z założenia w uwadze ?? mamy też

$$(X + a)^n = X^n + a \pmod{X^r - 1, n}.$$

Weźmy $f_1(X) = (X + a)^{\frac{n}{p}}$, $f_2(X) = X^{\frac{n}{p}} + a \in \mathbb{Z}_p[X]$. Zauważmy, że

$$(f_1(X))^p = X^n + a = (f_2(X))^p \pmod{X^r - 1, p}$$

$$(f_1(X))^p - (f_2(X))^p = 0 \pmod{X^r - 1, p}.$$

Z lematu ?? mamy

$$\begin{aligned}(f_1(X) - f_2(X))^p &= 0 \pmod{X^r - 1, p} \\ f_1(X) &= f_2(X) \pmod{X^r - 1, p}.\end{aligned}$$

Więc $\frac{n}{p}$ także jest introspektywne modulo $X^r - 1, p$ dla $X + a, 0 \leq a \leq \ell$.

Ad.2. Ponieważ elementy zbioru I są iloczynami liczb $\frac{n}{p}$ i p , a elementy zbioru P są iloczynami wielomianów $X + a, 0 \leq a \leq \ell$, z lematów ?? i ?? możemy wywnioskować tezę.

□

Żeby ograniczyć z dołu rozmiar zbioru \mathcal{G} wprowadzimy i udowodnimy dwa pomocnicze lematy. Udowodnimy, że X jest pierwotnym pierwiastkiem r -tego stopnia z jedności w F , dzięki czemu będziemy ostatecznie w stanie stwierdzić, że w \mathcal{G} jest co najmniej tyle elementów, ile różnych wielomianów stopnia mniejszego niż t w P . Drugi lemat pozwoli nam natomiast oszacować dokładniej ich liczbę.

Lemat 14. *X jest pierwotnym pierwiastkiem r -tego stopnia z jedności w F .*

Dowód. Z lematu ?? oraz ponieważ $h(X) \mid Q_r(X)$, mamy $h(X) \mid X^r - 1$, więc $X^r = 1$ w F , czyli X jest pierwiastkiem r -tego stopnia z jedności w F . Załóżmy nie wprost, że X nie jest pierwotnym pierwiastkiem. Oznacza to, że istnieje $k < r$ takie, że $X^k = 1$ w F . Implikuje to, że $h(X) \mid X^k - 1$ w $\mathbb{Z}_p[X]$. Rozważmy pierwiastki $h(X)$ i $X^k - 1$ w r -tym ciele cyklotomicznym nad \mathbb{Z}_p . Istnieje w nim pierwiastek pierwotny r -tego stopnia ζ , który jest pierwiastkiem $h(X)$. Mamy więc $h(\zeta) = 0 \pmod{p}$ w $\mathbb{Z}_p^{(r)}$, a ponieważ istnieje pewne $p(X) \in \mathbb{Z}_p[X]$ takie, że $(X^k - 1) = p(X) \cdot h(X) \pmod{p}$, to także $\zeta^k - 1 = 0 \pmod{p}$ w $\mathbb{Z}_p^{(r)}$. Wynika stąd, że ζ jest też pierwiastkiem z jedności k -tego stopnia w \mathbb{Z}_p , a ponieważ $k < r$, mamy sprzeczność z założeniem o pierwotności ζ . □

Lemat 15. *Dla $k + 1$ wielomianów pierwszego stopnia o różnych pierwiastkach $f_1(X), \dots, f_{k+1}(X)$ istnieje co najmniej $\binom{k+d}{k+1}$ różnych wielomianów $f(X)$ stopnia mniejszego niż d , które można przedstawić jako $f(X) = \prod_{i=1}^{k+1} (f_i(X))^e$, gdzie $e \in \mathbb{N}$.*

Dowód. Przedstawimy, w jaki sposób można skonstruować bijekcję między sposobem wyboru $k + 1$ z $k + d$ elementów ciągu a różnymi wielomianami $f(X)$. Spójrzmy na ciąg $k + d$ elementów z $k + 1$ elementami wyróżnionymi. Jeśli spojrzymy na liczbę elementów między elementami wyróżnionymi otrzymamy ciąg a_1, \dots, a_{k+2} taki, że $\sum_{i=1}^{k+2} a_i = d - 1$. Powiemy, że takiemu ciągowi odpowiada wielomian $f(X) \in G$, jeśli $f(X) = \prod_{i=1}^{k+1} (f_i(X))^{a_i}$. Łatwo zauważyć, że jednemu takiemu wyróżnieniu elementów ciągu odpowiada dokładnie jeden wielomian oraz dla różnych wyróżnień elementów, odpowiadające wielomiany są różne. Stąd otrzymujemy tezę, że różnych wielomianów stopnia mniejszego niż d w F jest co najmniej $\binom{k+d}{k+1}$. □

Mając już pomocnicze lematy, możemy przejść do znalezienia ograniczenia dolnego rozmiaru zbioru \mathcal{G} .

Lemat 16. $|\mathcal{G}| \geq \binom{t+\ell}{t-1}$.

Dowód. Pokażemy, że

1. dowolne dwa różne wielomiany stopnia mniejszego niż t w P są różne także w \mathcal{G} oraz
2. w P jest co najmniej $\binom{t+\ell}{t-1}$ różnych wielomianów stopnia mniejszego niż t .

Ad.1. Niech $f(X) \neq g(X) \in P$, $\deg(f), \deg(g) < t$. Załóżmy nie wprost, że $f(X) = g(X)$ w F . Niech $Q(Y) = f(Y) - g(Y)$, gdzie Y jest elementem F , czyli także wielomianem. Zauważmy, że oczywistym pierwiastkiem $Q(Y)$ jest X . Wiemy, że $f(X) \neq g(X)$, więc $Q(Y)$ nie jest wielomianem zerowym. Weźmy dowolne $i \in I$. Z lematu ?? wiemy, że i jest introspektywne modulo $X^r - 1, p$ dla dowolnego wielomianu z P , więc też dla dowolnego wielomianu w \mathcal{G} . Mamy więc w F

$$(f(X))^i = (g(X))^i \text{ i } f(X^i) = g(X^i).$$

Oznacza to, że dla każdego $i \in I$ X^i jest pierwiastkiem $Q(Y)$ w F , czyli też dla każdego $i' \in G$ $X^{i'}$ jest pierwiastkiem $Q(Y)$ w F . Załóżmy nie wprost, że istnieją $i < i' \in G$ takie, że $X^i = X^{i'}$ w F . Mamy więc $h(X) \mid X^i$ w $\mathbb{Z}_p[X]$ lub $X^{i-i'} = 1$. Pierwszy argument tej dysjunkcji jest w oczywisty sposób nieprawdziwy, ponieważ $h(X)$ nie ma pierwiastka w zerze, a drugi jest sprzeczny z lematem ?. Znaleźliśmy więc $|G| = t$ pierwiastków $Q(Y)$ w F więc $Q(Y)$ jest wielomianem zerowym w F lub $\deg(Q) \geq t$, zatem doszliśmy do sprzeczności z założeniem.

Ad.2. Z założeń o ℓ i $o_r(n)$ mamy $\ell = \lfloor \sqrt{\phi(r)} \log n \rfloor < \sqrt{r} \log n$ oraz $o_r(n) > \log^2 n$. Ponieważ $r > o_r(n)$, otrzymujemy

$$\ell < \sqrt{r} \log n < \sqrt{r \cdot o_r(n)} < r < p.$$

W połączeniu z $\deg(h) > 1$ mamy wniosek że dla dowolnych $0 \leq i < j \leq \ell$ $X + i \neq X + j$ w F oraz $X + i$ i $X + j$ są niezerowe.

Z lematu ?? otrzymujemy wniosek, że w P , a co za tym idzie także w \mathcal{G} , jest co najmniej $\binom{t+\ell}{\ell+1} = \binom{t+\ell}{t-1}$ różnych wielomianów stopnia mniejszego niż t . Stąd $|\mathcal{G}| \geq \binom{t+\ell}{t-1}$.

□

Następnym krokiem będzie znalezienie ograniczenia górnego dla rozmiaru zbioru \mathcal{G} . Wykorzystamy do tego wiedzę o introspektywności elementów zbioru I dla elementów zbioru \mathcal{G} .

Lemat 17. *Jeśli $n \neq p^e$, $e \in \mathbb{N}$, to $|\mathcal{G}| \leq n^{\sqrt{t}}$.*

Dowód. Weźmy

$$I' = \left\{ \left(\frac{n}{p}\right)^i \cdot p^j \mid 0 \leq i, j \leq \lfloor \sqrt{t} \rfloor \right\} \subset I.$$

Ponieważ n nie jest potęgą p ,

$$i \neq i' \vee j \neq j' \Rightarrow \left(\frac{n}{p}\right)^i \cdot p^j \neq \left(\frac{n}{p}\right)^{i'} \cdot p^{j'}.$$

Mamy więc $|I'| = (\lfloor \sqrt{t} \rfloor + 1)^2 > t$. Ponieważ $|G| = t$, istnieją takie $i_1 < i_2 \in I'$, że $i_1 = i_2 \pmod{r}$. W połączeniu z $X^r = 1 \pmod{X^r - 1}$ otrzymujemy

$$X^{i_1} = X^{i_2} \pmod{X^r - 1},$$

a więc i

$$X^{i_1} = X^{i_2} \pmod{X^r - 1, p}.$$

Weźmy dowolny wielomian $f(X) \in P$. Z lematu ?? mamy

$$(f(X))^{i_1} = f(X^{i_1}) = f(X^{i_2}) = (f(X))^{i_2} \pmod{X^r - 1, p}.$$

Oznacza to, że dowolny $f(X) \in \mathcal{G}$ jest pierwiastkiem wielomianu $Q(Y) = Y^{i_1} - Y^{i_2}$ w F . Skoro $\mathcal{G} \subset F$, to $Q(Y)$ ma co najmniej $|\mathcal{G}|$ różnych pierwiastków w F oraz

$$\deg(Q) = i_2 \leq \left(\frac{n}{p} \cdot p\right)^{\lfloor \sqrt{t} \rfloor} \leq n^{\sqrt{t}}.$$

Otrzymujemy więc $|\mathcal{G}| \leq \deg(Q) \leq n^{\sqrt{t}}$. □

Mając już ograniczenia z dwóch stron zbioru \mathcal{G} możemy je ze sobą porównać, czym będziemy chcieli ostatecznie dojść do sprzeczności. W tym celu skorzystamy z dodatkowych dwóch ograniczeń dolnych mocy zbioru G , wprowadzonych w kolejnych lematach.

Lemat 18. *Jeśli $a, r \in \mathbb{N}$, $NWD(a, r) = 1$, to istnieje a^{-1} takie, że $aa^{-1} = 1 \pmod{r}$.*

Dowód. Spójrzmy na ciąg a, a^2, \dots, a^{r+1} . Istnieją w nim $1 \leq i < j \leq r+1$ takie, że $a^i = a^j \pmod{r}$, Ponieważ $NWD(a, r) = 1$, to także $NWD(a^i, r) = NWD(a^j, r) = 1$. Mamy $a^i a^{j-i} = a^j \pmod{r}$, a ponieważ a^i jest niezerowe, to $a^{j-i} = 1 \pmod{r}$ i ostatecznie $a \cdot a^{j-i-1} = 1 \pmod{r}$, więc znaleźliśmy a^{-1} . □

Lemat 19. $t = |G| \geq \phi(r)$.

Dowód. Weźmy zbiór A różnych a_i takich, że $a_i < r$ oraz $NWD(a_i, r) = 1$ dla $1 \leq i \leq k$. Z definicji funkcji Eulera mamy $|A| = \phi(r)$. Niech

$$B = \{b \mid b = p \cdot a_i \pmod{r}, b < r, a_i \in A\}.$$

Zauważmy, że dla wszystkich $b \in B$ zachodzi $NWD(b, r) = 1$, więc $B \subseteq A$. Pokażemy, że $A = B$. Załóżmy nie wprost $p \cdot a_i = p \cdot a_j \pmod{r}$, $1 \leq i < j \leq \phi(r)$. Z lematu ?? wiemy, że istnieje $p^{-1} \in \mathbb{Z}_p$. Więc mnożąc stronami przez p^{-1} otrzymujemy sprzeczność.

Mamy $A = B$, możemy więc wywnioskować równanie

$$\begin{aligned} p^{\phi(r)} \cdot a_1 \cdot \dots \cdot a_{\phi(r)} &= a_1 \cdot \dots \cdot a_{\phi(r)} \pmod{r} \\ p^{\phi(r)} &= 1 \pmod{r} \end{aligned} \quad (\text{Dla każdego } a_i \text{ istnieje } a_i^{-1}.)$$

Z twierdzenia Lagrange'a mamy wniosek, że $\phi(r)$ dzieli moc grupy, generowanej przez p modulo r , czyli zawartej w G , skąd wynika teza. \square

Lemat 20. $\langle G, \cdot \rangle$ jest podgrupą \mathbb{Z}_r^* oraz $|G| > \log^2 n$.

Dowód. Dowód przebiegać będzie w dwóch krokach.

1. Udowodnimy, że $\langle G, \cdot \rangle$ spełnia definicję grupy i zawiera się w \mathbb{Z}_r^* .
 - 1.1. Oczywiście jest, że $G \subseteq \mathbb{Z}_r$. Wiemy, że $NWD(n, r) = 1$ oraz $p \mid n$, więc $NWD(p, r) = 1$. Wynika stąd, że nie istnieje w I element podzielny przez r , więc $0 \notin G$. Mamy więc $G \subseteq \mathbb{Z}_r^*$.
 - 1.2. $(\frac{n}{p})^0 \cdot p^0 = 1 \in G$, czyli istnieje element neutralny w G .
 - 1.3. Mnożenie spełnia własności działania w grupie, co wynika z własności mnożenia.
 - 1.4. Żeby pokazać zamkniętość na mnożenie, weźmy dowolne

$$g_1 = (\frac{n}{p})^{i_1} \cdot p^{j_1} \pmod{r}, g_2 = (\frac{n}{p})^{i_2} \cdot p^{j_2} \pmod{r} \in G,$$

gdzie $i_1, i_2, j_1, j_2 \geq 0$. Wtedy

$$g_1 g_2 = (\frac{n}{p})^{i_1+i_2} \cdot p^{j_1+j_2} \pmod{r}$$

. Więc $g_1 g_2 \in G$.

- 1.5. Weźmy dowolne $g \in G$. Wiemy, że istnieją $1 \leq i < j \leq |G| + 1$ takie, że $g^i = g^j$. Ponieważ $g \neq 0$ mamy $g^{j-i} = 1$, więc mamy $g^{j-i-1} \in G$, będące odwrotnością g .
2. Pokażemy, że $|G| > \log^2 n$. Załóżmy nie wprost, że $|G| \leq \log^2 n$. Spójrzmy na ciąg $1, n, \dots, n^{|G|}$ modulo r . Jest to ciąg $|G| + 1$ liczb, należących do G . Wynika stąd, że istnieją $k, l \in \mathbb{N}, 0 \leq k < l \leq |G|$ takie, że $n^k = n^l \pmod{r}$. Mamy więc $n^{l-k} = 1 \pmod{r}$. $l - k \leq |G| \leq \log^2 n$, co jest sprzeczne z założeniem, że $o_r(n) > \log^2 n$.

\square

Dodatkowo w rozwijaniu nierówności w ostatecznym ciągu przekształceń skorzystamy z następującego lematu.

Lemat 21. Dla $n \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$ zachodzi $\binom{2n+1}{n} \geq 2^{n+1}$.

Dowód. Dowód przebiegał będzie przez indukcję. Przypadek dla $n = 2$ jest trywialny. Mamy $\binom{5}{2} = 10 > 2^3 = 8$.

Przyjmijmy założenie indukcyjne $\binom{2n+1}{n} > 2^{n+1}$. Pokażemy, że $\binom{2n+3}{n+1} > 2^{n+2}$. Mamy

$$\begin{aligned} \binom{2n+3}{n+1} &= \binom{2n+2}{n} + \binom{2n+2}{n+1} \\ &= \binom{2n+2}{n} + \binom{2n+1}{n+1} + \binom{2n+1}{n} \\ &= \binom{2n+2}{n} + 2 \binom{2n+1}{n} \quad (\text{Z założenia } \binom{2n+1}{n} > 2^{n+1}) \\ &> 2^{n+2}, \end{aligned}$$

skąd teza. □

Mając już ograniczenie górne i dolne mocy \mathcal{G} oraz dodatkowe pomocnicze nierówności, możemy udowodnić docelową implikację, że jeśli algorytm zwróci *PIERWSZA* to n jest liczbą pierwszą.

Twierdzenie 15. Niech $n \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$ będzie liczbą podaną na wejściu algorytmu. Jeśli algorytm zwróci *PIERWSZA*, to n jest pierwsza.

Dowód. Algorytm może zwrócić *PIERWSZA* tylko w kroku 4. i 7.

1. Jeśli algorytm zakończył wykonanie w kroku 4., to $r \geq n$, oraz

$$\forall 2 \leq a < r \quad NWD(a, n) = n \vee NWD(a, n) = 1.$$

Oznacza to, że nie istnieje $2 \leq a < n$ będące właściwym dzielnikiem n , więc n jest pierwsze.

2. Załóżmy nie wprost, że algorytm zakończył wykonanie w kroku 7., zwracając *PIERWSZA* i n jest złożona. Ponieważ algorytm nie zakończył się w kroku 1., wiemy, że n nie jest potęgą żadnej liczby naturalnej, w szczególności nie istnieją takie $p < n, k \in \mathbb{N}$, gdzie p jest pierwsze, że $n = p^k$. W kroku 2. zostaje wybrane najmniejsze takie r , że $o_r(n) > \log^2 n$. Ponadto z niespełnionego warunku w kroku 3. wiemy, że dla $1 \leq a \leq r$ zachodzi $NWD(a, n) = 1$, w szczególności $NWD(r, n) = 1$. Z kroków 4. i 5. mamy $n > r$ oraz $\forall 1 \leq a \leq \lfloor \sqrt{\phi(r)} \log n \rfloor (X+a)^n = X^n + a \pmod{X^r - 1, n}$. Z założenia, że n jest liczbą złożoną wiemy, że istnieje p , będące pierwszym dzielnikiem n . Mamy więc $n, r, p \in \mathbb{N}$, spełniające założenia w uwadze ???. Weźmy zdefiniowany w niej zbiór \mathcal{G} . Na mocy lematu ??? mamy nierówność $|\mathcal{G}| \geq \binom{t+\ell}{t-1}$ oraz z

lematu ?? oraz uwagi ?? zachodzi $t > \log^2 n$, $\ell = \lfloor \sqrt{\phi(r)} \log n \rfloor$. Możemy więc wywnioskować nierówność

$$\begin{aligned}
|\mathcal{G}| &\geq \binom{t+\ell}{t-1} \\
&\geq \binom{\lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor + 1 + \ell}{\ell + 1} \quad \text{Z } t > \log^2 n \text{ mamy } t \geq \lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor + 1. \\
&= \binom{\lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor + 1 + \ell}{\lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor} \\
&\geq \binom{2\lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor + 1}{\lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor} \quad \text{Z } \ell = \lfloor \sqrt{\phi(r)} \log n \rfloor \text{ oraz lematu ?? otrzymujemy } \ell \geq \lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor. \\
&> 2^{\lfloor \sqrt{t} \log n \rfloor + 1} \quad \text{Z lematu ??} \\
&\geq 2^{\sqrt{t} \log n} \\
&= n^{\sqrt{t}}.
\end{aligned}$$

Mamy więc $|\mathcal{G}| > n^{\sqrt{t}}$ oraz, ponieważ n nie jest potęgą liczby pierwszej, z lematu ?? $|\mathcal{G}| \leq n^{\sqrt{t}}$. Otrzymaliśmy sprzeczność, więc n nie jest liczbą złożoną.

□

Twierdzenie 16. Algorytm zwróci PIERWSZA wtw, gdy n jest liczbą pierwszą.

Dowód. W twierdzeniach ?? i ?? udowodniliśmy implikacje w dwie strony, skąd wynika teza. □

3.4. Złożoność obliczeniowa

Oszacowanie złożoności obliczeniowej algorytmu jest o wiele prostsze niż udowodnienie poprawności i wymagać będzie tylko odpowiedniego ograniczenia wartości r . Aby to osiągnąć pokażmy najpierw pomocniczy lemat o dolnym ograniczeniu najmniejszej wspólnej wielokrotności n kolejnych liczb.

Lemat 22. Niech $\ell_n = \text{NWW}(1, \dots, n)$. Wtedy dla $n \geq 9$ zachodzi $\ell_n \geq 2^n$.

Dowód. Pokażemy, że

1. dla dowolnego $m \leq n$, $m \in \mathbb{N}$ zachodzi $m \cdot \binom{n}{m} \mid \ell_n$, a następnie
2. wywnioskujemy tezę.

Ad.1. Weźmy dowolne $m \leq n$, $m \in \mathbb{N}$. Niech q będzie dowolną liczbą pierwszą taką, że $q \mid \ell_n$. Z własności ℓ_n i monotoniczności funkcji $\log_q x$ możemy wywnioskować, że $q^{\lfloor \log_q n \rfloor} \parallel \ell_n$. Niech $q^l \parallel m$. Zauważmy, że

$$q^{\sum_{i=1}^{\lfloor \log_q n \rfloor} \lfloor \frac{n}{q^i} \rfloor} \parallel n!.$$

Analogicznie $q^{\sum_{i=1}^{\lfloor \log_q m \rfloor} \lfloor \frac{m}{q^i} \rfloor} \parallel m!$ i $q^{\sum_{i=1}^{\lfloor \log_q (n-m) \rfloor} \lfloor \frac{n-m}{q^i} \rfloor} \parallel (n-m)!$. Ponieważ $m, n-m \leq n$ zachodzi $q^{\sum_{i=1}^{\lfloor \log_q n \rfloor} \lfloor \frac{m}{q^i} \rfloor} \parallel m!$ i $q^{\sum_{i=1}^{\lfloor \log_q n \rfloor} \lfloor \frac{n-m}{q^i} \rfloor} \parallel (n-m)!$. Otrzymujemy

$$q^{\sum_{i=1}^{\lfloor \log_q n \rfloor} \lfloor \frac{n}{q^i} \rfloor - (\lfloor \frac{m}{q^i} \rfloor + \lfloor \frac{n-m}{q^i} \rfloor)} \parallel \binom{n}{m}.$$

Zauważmy, że jeśli $q^i \mid m$, to $\lfloor \frac{n}{q^i} \rfloor - (\lfloor \frac{m}{q^i} \rfloor + \lfloor \frac{n-m}{q^i} \rfloor) = 0$, a w przeciwnym wypadku $\lfloor \frac{n}{q^i} \rfloor - (\lfloor \frac{m}{q^i} \rfloor + \lfloor \frac{n-m}{q^i} \rfloor) \leq 1$. Stąd mamy

$$\sum_{i=1}^{\lfloor \log_q n \rfloor} \lfloor \frac{n}{q^i} \rfloor - (\lfloor \frac{m}{q^i} \rfloor + \lfloor \frac{n-m}{q^i} \rfloor) \leq \lfloor \log_q n \rfloor - l,$$

a ponieważ $q^l \parallel m$, otrzymujemy wniosek, że jeśli $q^i \mid m \cdot \binom{n}{m}$, to $i \leq \lfloor \log_q n \rfloor$. Ponieważ nierówność ta zachodzi dla każdego pierwszego dzielnika, możemy wywnioskować, że $m \cdot \binom{n}{m} \mid \ell_n$.

Ad.2. W szczególności mamy

$$n \cdot \binom{2n}{n} \mid \ell_{2n}$$

oraz

$$(n+1) \binom{2n+1}{n+1} = (2n+1) \binom{2n}{n} \mid \ell_{2n+1}.$$

Wiemy, że $NWD(n, 2n+1) = 1$ oraz $\ell_{2n} \mid \ell_{2n+1}$, więc

$$n(2n+1) \binom{2n}{n} \mid \ell_{2n+1}.$$

Możemy stąd przejść do nierówności

$$\ell_{2n+1} \geq n(2n+1) \binom{2n}{n} \geq n \sum_{i=0}^{\lfloor \log_q 2n \rfloor} \binom{2n}{n} \geq n \sum_{i=0}^{\lfloor \log_q 2n \rfloor} \binom{2n}{i} = n(1+1)^{2n} = n4^n.$$

Mamy więc dla $n \geq 4$ nierówność $\ell_{2n+2} \geq \ell_{2n+1} \geq 2^{2n+2}$, skąd bezpośrednio możemy wywnioskować $\ell_n \geq 2^n$ dla $n \geq 9$.

□

Lemat 23. Niech $n \in \mathbb{N}$, $n \geq 2$, wtedy istnieje takie $r \leq \max\{3, \lceil \log^5 n \rceil\}$, $r \in \mathbb{N}$, że $o_r(n) > \log^2 n$.

Dowód. Przypadek, gdy $n = 2$ jest trywialny, ponieważ teza zachodzi dla $r = 3$.

Podobnie dla $n = 3$, warunki spełnia $r = 4$.

Założmy więc, że $n \geq 4$. Niech $B = \lceil \log^5 n \rceil$. Wtedy $B > 10$.

Spójrzmy na najmniejsze takie r , że

$$r \nmid n^{\lfloor \log B \rfloor} \prod_{i=1}^{\lfloor \log^2 n \rfloor} (n^i - 1).$$

Niech $P = n^{\lfloor \log B \rfloor} \prod_{i=1}^{i \leq \lfloor \log^2 n \rfloor} (n^i - 1)$. Istnieje więc pewne q takie, że $q \mid r$ i $q \nmid P$. $\lfloor \log B \rfloor \geq 1$, więc możemy wywnioskować, że $q \nmid n$. Wynika stąd, że $q \nmid NWD(r, n)$, więc $\frac{r}{NWD(r, n)} \nmid P$. Znaleźliśmy więc liczbę $\frac{r}{NWD(r, n)} \leq r$, która nie dzieli P . Z założenia, że r jest najmniejsze takie, że $r \nmid P$ mamy $NWD(r, n) = 1$.

Dodatkowo wiemy, że $\forall_{1 \leq i \leq \lfloor \log^2 n \rfloor} r \nmid (n^i - 1)$, więc nie istnieje takie $1 \leq i \leq \lfloor \log^2 n \rfloor$, że $n^i \equiv 1 \pmod{r}$. Oznacza to, że $o_r(n) > \log^2 n$. Możemy też ograniczyć P z góry:

$$n^{\lfloor \log B \rfloor} \prod_{i=1}^{i \leq \lfloor \log^2 n \rfloor} (n^i - 1) < n^{\lfloor \log B \rfloor} \prod_{i=1}^{i \leq \lfloor \log^2 n \rfloor} n^i < n^{\lfloor \log B \rfloor} n^{\frac{\log^2 n (\log^2 n + 1)}{2}} \leq n^{\lfloor \log B \rfloor + \frac{\log^4 n + \log^2 n}{2}}.$$

Dla $n \geq 4$ mamy

$$n^{\lfloor \log B \rfloor + \frac{\log^4 n + \log^2 n}{2}} \leq n^{\log^4 n} \leq 2^{\log^5 n} \leq 2^B.$$

Wiemy, że $B > 10$, więc z lematu ?? mamy $\ell_B \geq 2^B > P$. Oznacza to, że istnieje $l \in \{1, \dots, B\}$ takie, że $l \nmid P$. Z założenia o r mamy, że $r \leq l \leq B$. \square

Ograniczenie r pozwala nam już bezpośrednio ograniczyć złożoność obliczeniową algorytmu.

Twierdzenie 17. *Złożoność obliczeniową algorytmu można ograniczyć asymptotycznie poprzez $O(\log^{\frac{21}{2}} n \cdot \log \log n)$.*

Dowód. Przeanalizujemy kolejne kroki algorytmu pod kątem złożoności obliczeniowej.

(krok 1.) W kroku 1. algorytm sprawdzi dla wszystkich możliwych wartości b , których jest nie więcej niż $\log n$, czy dla pewnego a zachodzi $a^b = n$. Do znalezienia możliwego wykładnika a użyć można wyszukiwania binarnego dla wartości od 2 do n . Sprawdzenie możliwego a wykonane w wyszukiwaniu binarnym będzie wymagało $\log b$ operacji na liczbach długości nie większej niż $\log n$. Mamy więc ograniczenie złożoności kroku pierwszego

$$O(\log n \cdot (\log n \cdot (\log b \cdot \log n))) = O(\log^3 n \cdot \log \log n).$$

(krok 2.) Z lematu ?? wiemy, że istnieje $r \leq \max\{3, \lceil \log^5 n \rceil\}$. Dla potencjalnych $O(\log^5 n)$ wartości r , algorytm sprawdzi $O(\log^2 n)$ kolejnych potęg n i przyrówna je do 1 modulo r . Dla kroku 2. otrzymujemy więc ograniczenie złożoności

$$O(\log^5 n \cdot (\log^2 n \cdot \log r)) = O(\log^7 n \cdot \log \log n).$$

(krok 3.) Dla możliwych $O(r)$ wartości a wystarczy obliczyć $NWD(a, n)$. Algorytm Euklidesa pozwala znaleźć $NWD(a, n)$ w czasie $O(\log n + \log^2 r)$, gdzie pierwszy składnik sumy odpowiada pierwszej operacji policzenia a modulo n , po czym algorytm będzie wykonywał się na liczbach nie większych niż r . Mamy więc złożoność kroku 3. ograniczoną przez

$$O(r \cdot (\log n + \log^2 r)) = O(\log^2 n + \log n \cdot \log^2 \log n).$$

- (krok 4.) W kroku 4. zostaje wykonane tylko jedno porównanie na liczbach długości nie większej niż n , więc ogólnym ograniczeniem złożoności kroku jest $O(\log n)$.
- (krok 6.) Dla danego a algorytm obliczy wartość $(X + a)^n - X^n + a$ modulo $X^r - 1, p$. Obliczenie $(X + a)^n$ modulo $X^r - 1, p$ wykonane być może za pomocą wykorzystania szybkiej transformaty Fouriera w czasie $O(r \cdot \log n \cdot \log n)$, gdzie ostatni czynnik $\log n$ odpowiada za złożoność wykonania operacji na współczynnikach długości $\log n$. Mamy więc ograniczenie kroku 6. jako $O(\log^7 n)$.
- (krok 5.) W kroku 5. wykonany zostanie krok 6. $\lfloor \sqrt{\phi(n)} \log n \rfloor$. Mamy więc złożoność obliczeniową kroku 5.

$$O(\sqrt{\phi(r)} \log n \cdot \log^7 n) \subseteq O(\sqrt{r} \log n \cdot \log^7 n) \subseteq O(\log^{\frac{5}{2}} n \cdot \log^8 n) \subseteq O(\log^{\frac{21}{2}} n).$$

Suma złożoności wszystkich kroków jest zdominowana przez złożoność kroku 5., więc złożoność całego algorytmu można ograniczyć przez $O(\log^{\frac{21}{2}} n)$. \square

Rozdział 4.

Implementacja

Algorytm AKS zaimplementowałam w języku C++ (standard C++11) z użyciem biblioteki NTL w wersji 11.3.2. Wykorzystałam zaimplementowane w niej operacje na długich liczbach oraz efektywne mnożenie wielomianów.

4.1. Kompilacja i sposób użycia

Aby skompilować program `aks.cpp` należy najpierw zainstalować bibliotekę NTL dostępną do ściągnięcia wraz z instrukcją na stronie <https://www.shoup.net/ntl/> w odpowiednim folderze. Następnie wystarczy skompilować program poleceniem:

```
$ g++ -g -O2 -std=c++11 -pthread -march=native aks.cpp \
-o aks -lntl -lgmp -lm
```

Kompilacja zakończy się stworzeniem pliku wykonywalnego `aks`. Po jego uruchomieniu należy na standardowym wejściu podać liczbę naturalną, a program wypisze na standardowe wyjście napis *PIERWSZA* lub *ZŁOŻONA*.

4.2. Testowanie

Testy poprawnościowe znajdują się w pliku `corr.in`, a poprawne wyniki w pliku `corr.out`. Do skorzystania z nich można użyć skryptu w pliku `test.sh`, który kompiluje program, a następnie uruchamia go podając na wejściu liczby z kolejnych linii pliku `corr.in`. Po wykonaniu programu dla wszystkich testów z pliku, program zwróci wynik skryptu `diff`, który porównuje otrzymane wyniki z oczekiwanymi.

Bibliografia

- [1] The Standard ML Core Language, by Robin Milner, July 1984.