

# Spis treści

<b>1</b>	<b>Złożoność obliczeniowa</b>	<b>1</b>
1.1	Dodawanie . . . . .	1
1.2	Mnożenie . . . . .	1
1.3	Potęgowanie . . . . .	1
1.4	Dzielenie . . . . .	1
1.5	Modulo . . . . .	2
1.6	Znajdowanie odwrotności . . . . .	2
<b>2</b>	<b>Szyfr Shannona</b>	<b>2</b>
2.1	Szyfr XOR . . . . .	2
2.2	Bezpieczeństwo doskonale . . . . .	2
<b>3</b>	<b>Struktury algebraiczne</b>	<b>2</b>
3.1	Podgrupa . . . . .	3
3.2	Generatory . . . . .	3
3.3	Warstwy . . . . .	3
3.4	Homomorfizmy . . . . .	3
<b>4</b>	<b>Problemy</b>	<b>3</b>
4.1	Problem logarytmu dyskretnego (DL) . . . . .	3
4.2	Problem DDH . . . . .	3
4.3	CDH . . . . .	4
<b>5</b>	<b>Schematy</b>	<b>4</b>
5.1	Protokół DH . . . . .	4
5.2	Schemat szyfrowania z kluczem publicznym . . . . .	4
<b>6</b>	<b>Ataki</b>	<b>5</b>
6.1	Man-in-the-middle . . . . .	5
6.2	Bezpieczeństwo semantyczne . . . . .	5
6.3	Atak CDA . . . . .	5
<b>7</b>	<b>RSA</b>	<b>5</b>
7.1	Definicja . . . . .	6
7.2	Trudność problemu . . . . .	6
7.3	Przykład . . . . .	6

## 1 Złożoność obliczeniowa

### 1.1 Dodawanie

Dodanie dwóch liczb binarnych  $a$  i  $b$  o długości  $n$  ma złożoność  $O(n)$ , lub lepiej  $O(\log \max(a, b))$ .

### 1.2 Mnożenie

Mnożenie dwóch liczb binarnych  $a$  i  $b$  o długości  $n$  ma złożoność  $O(n^2)$ , lub lepiej  $O(\log^2 \max(a, b))$ .

### 1.3 Potęgowanie

Potęgowanie liczby  $a$  do potęgi  $b$  ma złożoność  $O(\log^b a)$ .

### 1.4 Dzielenie

Dzielenie liczby  $a$  przez  $b$  ma złożoność  $O(n^2)$ .

## 1.5 Modulo

Modulo liczby  $a$  przez  $b$  ma złożoność  $O(n^2)$ .

## 1.6 Znajdowanie odwrotności

To zależy od grupy, ale dla  $a$  w przypadku  $Z_n$  wymaga obliczenia  $n - a$ , czyli  $O(\log \max(a, n))$ . W przypadku  $Z_n^\times$  wymaga użycia rozszerzonego algorytmu Euklidesa. Ten wykonuje w najgorszym przypadku  $a$  iteracji, więc złożoność wynosi  $O(a \log^2 \max(a, n))$ .

## 2 Szyfr Shannona

Szyfr według Shannon'a jest zdefiniowany jako:

$$\pi = (E, D) : (C, M, K)$$

gdzie schemat szyfrujący  $E$  i schemat deszyfrowania  $D$  są funkcjami:

$$E : M \times K \rightarrow C$$

$$D : C \times K \rightarrow M$$

$$D(k, E(k, m)) = m$$

### 2.1 Szyfr XOR

$$K = M = C = \{0, 1\}^L$$

$$E(m, k) = m \oplus k$$

$$D(c, k) = c \oplus k$$

### 2.2 Bezpieczeństwo doskonałe

Niech  $\pi$  będzie szyfrem Shannona. Rozważmy eksperyment losowy, w którym zmienna losowa  $K$  ma rozkład jednostajny nad  $K$ . Jeśli zachodzi:

$$\forall_{m_0, m_1 \in M} \forall_{c \in C} P(E(k, m_0) = c) = P(E(k, m_1) = c)$$

to mówimy, że szyfr  $\pi$  jest szyfrem doskonałym.

Jeśli  $\pi$  jest szyfrem doskonałym, to  $|K| \geq |M|$ .

## 3 Struktury algebraiczne

1.  $\forall_{a, b \in G} a * (b * c) = (a * b) * c$

2.  $\forall_{a, b \in G} a * b = b * a$

3.  $\exists_{e \in G} \forall_{a \in G} a * e = a$

4.  $\forall_{a \in G} a^{-1} = e$

- półgrupa: 1

- monoid: 1, 3

- grupa: 1, 3, 4

- grupa abelowa: 1, 2, 3, 4

Zawsze istnieje tylko jeden element neutralny operacji. Rzadziej grupy jest moc zbioru  $G$ .

$$\varphi(n) = |\{a \in \mathbb{Z}_n : \gcd(a, n) = 1\}|$$

### 3.1 Podgrupa

Niech  $H$  będzie podgrupą grupy  $G$ . Wtedy:

$$\begin{aligned}\forall_{a,b \in H} a * b &\in H \\ \forall_{a \in H} a^{-1} &\in H\end{aligned}$$

Na przykład, dla  $\mathbb{Z}_{10} = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\}$ ,  $H = \{0, 2, 4, 6, 8\}$  jest podgrupą grupy  $\mathbb{Z}_{10}$ .

### 3.2 Generatory

$$\langle g \rangle = \{g^k : k \in \mathbb{Z}\}$$

Grupa cykliczna, to grupa, która posiada co najmniej jednoelementowy zbiór generatorów.  $\exists_{g \in G} \langle g \rangle = G$

### 3.3 Warstwy

Dla podgrupy  $H$  grupy  $G$ , warstwą lewostronną  $H$  wyznaczoną przez  $a \in G$  jest zbiór:

$$\begin{cases} a + H = \{a + h : h \in H\} \\ aH = \{ah : h \in H\} \end{cases}$$

Warstwy są identyczne, albo rozłączne. Warstwy  $aH$  i  $bH$  są sobie równe kiedy  $a^{-1}b \in H$ . Suma mnogościowa warstw jest równa grupie  $G$ . Indeksem podgrupy  $H$  w grupie  $G$  ( $G : H$ ) nazywamy moc zbioru warstw względem podgrupy  $H$ .

$$G : H = \frac{|G|}{|H|}$$

Rząd podgrupy  $H$  jest dzielnikiem rzędu grupy  $G$ .

### 3.4 Homomorfizmy

$f : G \rightarrow G'$  nazywamy homomorfizmem grupy  $G$  w grupę  $G'$ , jeśli zachodzi:

$$f(a + b) = f(a) + f(b)$$

$$f(ab) = f(a)f(b)$$

Jeśli:

- $f$  jest iniekcją, to mówimy że  $f$  jest monomorfizmem.
- $f$  jest suriekcją, to mówimy że  $f$  jest epimorfizmem.
- $f$  jest bijekcją, to mówimy że  $f$  jest izomorfizmem.

Z własności homomorfizmu wynika, że  $f(e) = f(ee) = f(e)f(e) = e'$  oraz  $f(a^{-1}) = f(a)^{-1}$  i  $f(a)f(a^{-1}) = f(e)$ .

Zbiór  $Ker(f) = \{a \in G : f(a) = e'\}$  nazywamy jądrem homomorfizmu  $f$ .

Zbiór  $Im(f) = \{f(a) : a \in G\}$  nazywamy obrazem homomorfizmu  $f$ .

## 4 Problemy

### 4.1 Problem logarytmu dyskretnego (DL)

Niech  $G = \langle g \rangle$ . Problemem jest znalezienie  $x$  takiego, że  $g^x = a$ . W zależności od grupy oraz jej rozmiaru, ten problem może być niezwykle trudny.

### 4.2 Problem DDH

Mamy daną grupę cykliczną  $G = \langle g \rangle$ , rzędu  $q$ , gdzie  $q$  jest liczbą pierwszą. Losujemy  $\alpha, \beta, \gamma \in \mathbb{Z}_q$ . Następnie obliczamy:

$$u = g^\alpha, v = g^\beta, w_0 = g^{\alpha\beta}, w_1 = g^\gamma$$

Celem problemu, jest odgadnięcie  $b$ , dla danego  $u, v, w_b$ .

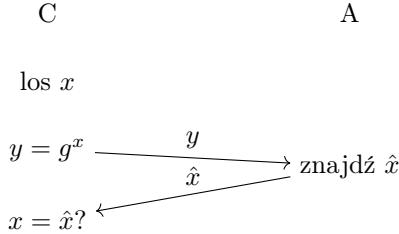


Diagram 1: Formalizm gry dla problemu logarytmu dyskretnego

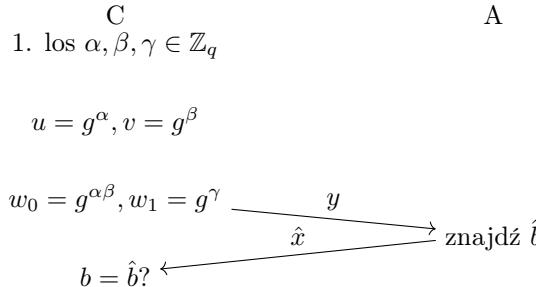


Diagram 2: Formalizm gry dla problemu DDH

### 4.3 CDH

Mamy daną grupę cykliczną  $G = \langle g \rangle$ , rzędu  $q$ , gdzie  $q$  jest liczbą pierwszą. Losujemy  $\alpha, \beta, \gamma \in \mathbb{Z}_q$ . Następnie obliczamy:

$$u = g^\alpha, v = g^\beta, w = g^{\alpha\beta}$$

Celem problemu, jest odgadnięcie  $w$ , dla danego  $u, v$ .

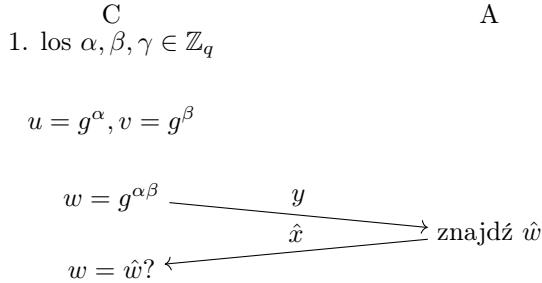


Diagram 3: Formalizm gry dla problemu CDH

## 5 Schematy

### 5.1 Protokół DH

Mamy daną grupę cykliczną  $G = \langle g \rangle$ , rzędu  $q$ , gdzie  $q$  jest liczbą pierwszą. Protokół Diffie-Hellman (DH), polega na losowym wybraniu sekretów przez dwóch użytkowników (A, B)  $\alpha, \beta \in \mathbb{Z}_q$ . Obliczeniu szyfrogramów  $u = g^\alpha, v = g^\beta$ , a następnym wysłaniu  $u$  i  $v$ . Sekret wspólny  $s = g^{\alpha\beta}$ .

Protokół jest odporny na atak pasywny (tylko czytanie). Z kolei, jest podatny na atak jeśli atakujący ma wpływ na kanał komunikacji, chociażby poprzez atak Man-in-the-middle.

### 5.2 Schemat szyfrowania z kluczem publicznym

$$\varepsilon = (G, E, D) \text{ nad } (M, C, K)$$

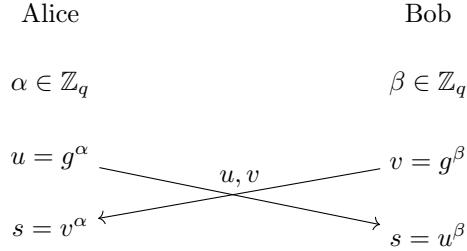


Diagram 4: Formalizm gry dla protokołu DH

gdzie  $G : \mathbb{N} \rightarrow K$ ,  $E : K \times M \rightarrow C$ ,  $D : K \times C \rightarrow M$ .

$$\begin{aligned}(pk, sk) &= G(\lambda) \\ C &= E(pk, m) \\ M &= D(sk, C)\end{aligned}$$

## 6 Ataki

### 6.1 Man-in-the-middle

Jeśli atakujący ma wpływ na kanał komunikacji, to może przechwycić komunikaty podczas przekazywania kluczy. W takim momencie, może się podszyć pod drugą stronę, aby uzyskać dostęp do klucza prywatnego. Równocześnie może przekazywać dalej komunikację, aby ukryć swoją obecność. W ten sposób zna obydwa sekrety i tylko siedzi po środku.

### 6.2 Bezpieczeństwo semantyczne

Dla pewnego  $\varepsilon = (G, E, D)$ , atakujący ma dostęp do klucza publicznego  $pk$ . Wybiera on dwie wiadomości  $m_0, m_1 \in M$ . Przeciwnik wybiera jedną wiadomość  $b \in \{0, 1\}$ , szyfruje ją  $c = E(pk, m_b)$  i zwraca atakującemu. Atakujący musi zgadnąć  $b$ .

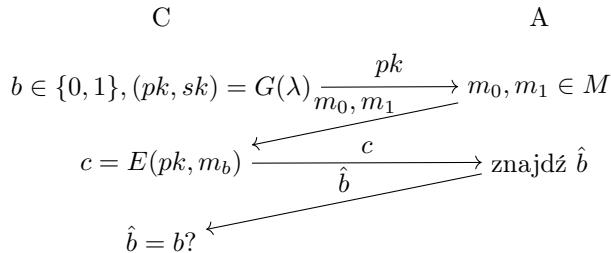


Diagram 5: Formalizm gry dla bezpieczeństwa semantycznego

### 6.3 Atak CDA

Jest to powielona wersja bezpieczeństwa semantycznego. Wielokrotnie atakujący może tworzyć wiadomości i dostawać losowy kryptogram na podstawie ich. To czyni ten atak o wiele trudniejszym niż bezpieczeństwo semantyczne.

## 7 RSA

Asymetryczny algorytm szyfrujący, w którym każda strona ma parę kluczy: publiczny i prywatny. Enkrypcja odbywa się przy pomocy klucza publicznego drugiej strony, a dekrypcja przy pomocy klucza prywatnego.

## 7.1 Definicja

Dla danych liczb pierwszych  $p$  i  $q$ .

$$\begin{aligned} n &= pq \\ \varphi(n) &= (p-1)(q-1) \end{aligned}$$

Następnie wybieramy liczbę  $e$  względnie pierwszą z  $\varphi(n)$ . Klucz prywatny  $d$  musi spełniać warunek  $ed \equiv 1 \pmod{\varphi(n)}$ , zatem

$$d = e^{-1} \pmod{\varphi(n)}$$

$(n, e)$  tworzy klucz publiczny, a  $(n, d)$  klucz prywatny.

Szyfrowanie wiadomości  $M$  odbywa się za pomocą wzoru:

$$C = M^e \pmod{n}$$

Odkrycie wiadomości  $M$  odbywa się za pomocą wzoru:

$$M = C^d \pmod{n}$$

## 7.2 Trudność problemu

Trudność wynika ze znalezienia  $\varphi(n)$ , a ponieważ weryfikacja czy znalezione  $\varphi(n)$  jest poprawne wymaga zastosowania rozszerzonego algorytmu Euklidesa; odszyfrowanie wiadomości  $C$  wymaga znalezienia  $d$ .

## 7.3 Przykład

$$\begin{aligned} p = 7, q = 11 \Rightarrow n &= 77, \varphi(n) = 60 \\ e = 13 \Rightarrow d = 37 \Rightarrow \begin{cases} (n, e) = (77, 13) \\ (n, d) = (77, 37) \end{cases} \\ M = 15 \Rightarrow C &= 15^{13} \pmod{77} = 64 \\ C = 64 \Rightarrow M &= 64^{37} \pmod{77} = 15 \end{aligned}$$