תוכן העניינים

1 תורת המספרים

$m \mid a$ אם ורק אם קיים שלם q כך ש $a = qm$.

קיים שלם q כך ש: $a = qm + b \iff m \mid a - b \iff a \equiv b \pmod{m}$

אם a, b שלמים חיוביים אז השארית של a בחלוקה ב- b, מסומנת $a \bmod b$ היא

$$a \bmod b = a - b\left\lfloor \frac{a}{b} \right\rfloor .$$

משפט החילוק של אוקלידס: לכל זוג שלמים a, b קיימים שלמים q, r כך ש:

$$a = qb + r , \qquad 0 \le r < |b| .$$

אם $a, b \ge 0$ אזי $q = \left\lfloor \frac{a}{b} \right\rfloor$ ו- $r = a \bmod b$.

האלגוריתם של אוקלידס: לכל זוג שלמים חיוביים a, b עבורם $a \ge b$ האלגוריתם הבא נותן את $\gcd(a,b)$.

Algorithm 1 האלגוריתם של אוקלידס

Input: Integers a, b .
$r_0 \leftarrow a, \quad r_1 \leftarrow b, \quad n \leftarrow 1$
while $r_n \neq 0$ **do**
  $q_n \leftarrow \left\lfloor \frac{r_{n-1}}{r_n} \right\rfloor$
  $r_{n+1} \leftarrow r_{n-1} - q_n r_n$
  $n \leftarrow n + 1$
end while
$n \leftarrow n - 1$
Output: $r_n = \gcd(a, b)$

שלב	q_n	r_n
$n=1$	$q_1 = \lfloor \frac{r_0}{r_1} \rfloor$	$r_2 = r_0 - q_1 r_1$
$n=2$	$q_2 = \lfloor \frac{r_1}{r_2} \rfloor$	$r_3 = r_1 - q_2 r_2$
$\vdots$		
$n-1$	$q_{n-1} = \lfloor \frac{r_{n-2}}{r_{n-1}} \rfloor$	$r_n = r_{n-2} - q_{n-1} r_{n-1}$
n	$q_n = \lfloor \frac{r_{n-1}}{r_n} \rfloor$	$r_{n+1} = r_{n-1} - q_n r_n$

משפט בז'ו: לכל זוג שלמים a, b קיימים שלמים s, t, d כך ש:

$$sa + tb = d , \qquad d = \gcd(a, b) .$$

בהינתן $a \ge b \ge 0$ **האלגוריתם המוכלל של אוקלידס** נותן את השלמים (s, t, d) בפירוק $sa + tb = d$ באופן הבא:

Algorithm 2 האלגוריתם המוכלל של אוקלידס

Input: Integers a, b .
$r_0 \leftarrow a, \quad r_1 \leftarrow b$
$s_0 \leftarrow 1, \quad s_1 \leftarrow 0$
$t_0 \leftarrow 0, \quad t_1 \leftarrow 1, \quad n \leftarrow 1$
while $r_n \neq 0$ **do**
  $q_n \leftarrow \left\lfloor \frac{r_{n-1}}{r_n} \right\rfloor$
  $r_{n+1} \leftarrow r_{n-1} - q_n r_n$
  $s_{n+1} \leftarrow s_{n-1} - q_n s_n$
  $t_{n+1} \leftarrow t_{n-1} - q_n t_n$
  $n \leftarrow n + 1$
end while
$n \leftarrow n - 1$
Output: $d = r_n, s = s_n, t = t_n$

שלב	q_n	t_n	s_n	t_n
$n=1$	$q_1 = \lfloor \frac{r_0}{r_1} \rfloor$	$r_2 = r_0 - q_1 r_1$	$s_2 = s_0 - q_1 s_1$	$t_2 = t_0 - q_1 t_1$
$n=2$	$q_2 = \lfloor \frac{r_1}{r_2} \rfloor$	$r_3 = r_1 - q_2 r_2$	$s_3 = s_1 - q_2 s_2$	$t_3 = t_1 - q_2 t_2$
$\vdots$				
$n-1$	$q_{n-1} = \lfloor \frac{r_{n-2}}{r_{n-1}} \rfloor$	$r_n = t_{n-2} - q_{n-1} t_{n-1}$	$s_n = s_{n-2} - q_{n-1} s_{n-1}$	$t_n = t_{n-2} - q_{n-1} r_{n-1}$
n	$q_n = \lfloor \frac{r_{n-1}}{r_n} \rfloor$	$r_{n+1} = t_{n-1} - q_n r_n$	$s_{n+1} = t_{n-1} - q_n s_n$	$t_{n+1} = t_{n-1} - q_n r_n$

שני מספרים שלמים a, b נקראים **מספרים זרים** אם $\gcd(a, b) = 1$.

משפט הפירוק לראשוניים:
לכל שלם חיובי m קיים מספרים ראשוניים $p_1, p_2, \ldots, p_n$ ושלמים אי-שליליים $e_1, \ldots, e_n$ כך שניתן לרשום m כפירוק לראשוניים בצורה הבאה:

$$m = p_1^{e_1} \times p_2^{e_2} \ldots p_n^{e_n}\ .$$

פונקצית אוילר:
אם הפירוק לראשוניים של מספר שלם m הוא $m = \prod_{i=1}^{n} p_i^{e_i}$, אז המספר של שלמים אשר זרים ביחס ל- m וקטן ממנו ניתן על ידי הנוסחה

$$\phi(m) = \prod_{i=1}^{n} \left(p_i^{e_i} - p_i^{e_i - 1} \right)\ .$$

אם p מספר ראשוני אז: $\phi(p) = p - 1.$
אם p מספר ראשוני אז: $\phi\left(p^n\right) = p^n - p^{n-1}.$
אם s, t שלמים זרים (כלומר $\gcd(s,t) = 1$) אז: $\phi(s \cdot t) = \phi(s)\phi(t).$
אם p ו- q מספרים ראשוניים שונים אז: $\phi(p \cdot q) = (p-1)(q-1).$

משפט הקטן של פרמה:
אם p מספר ראשוני אז לכל a שלם התנאים הבאים מתקיימים:

$$a^p \equiv a \pmod p\ , \qquad a^{p-1} \equiv 1 \pmod p\ , \qquad a^{-1} \equiv a^{p-2} \pmod p\ .$$

משפט אוילר: אם n שלם חיובי ו- $a \in \mathbb{Z}_n$ וגם $\gcd(a,n) = 1$ אז $a^{\phi(n)} \equiv 1 \pmod n$ וגם $a^{-1} \equiv a^{\phi(n)-1} \pmod n$.

משפט השאריות הסיני: יהיו $m_1, \ldots, m_r$ שלמים זרים בזוגות ו- $a_1, \ldots, a_r$ שלמים. אזי למערכת

$$\begin{aligned} x &\equiv a_1 \pmod{m_1} \\ x &\equiv a_2 \pmod{m_2} \\ &\vdots \\ x &\equiv a_r \pmod{m_r} \end{aligned}$$

קיים פתרון יחיד מודולו $M = m_1 m_2 \cdots m_r$ שהוא

$$x \equiv \sum_{i=1}^{r} a_i M_i y_i \pmod M$$

כאשר $M_i = \dfrac{M}{m_i}$ ו- $y_i = M_i^{-1} \mod m_i$ לכל $1 \le i \le r$.

2 חוגים

חוג $\mathbb{Z}_m$: אם m שלם חיובי אז החוג $\mathbb{Z}_m$ מוגדר $\mathbb{Z}_m \triangleq \{0, 1, \ldots, m-1\}$.
לכל שלם b נתאים איבר $a \in \mathbb{Z}_m$ לפי התנאי: $a \equiv b \pmod m$.

איבר הופכי של איבר חוג:
לכל $a \in \mathbb{Z}_m$ אם קיים שלם x כך ש: $ax \equiv 1 \pmod m$ אז אומרים כי x האיבר ההופכי של a ב- $\mathbb{Z}_m$, מסומן $a^{-1} \in \mathbb{Z}_m$.
תנאי לקיום איבר הופכי בחוג: נתון $a \in \mathbb{Z}_m$ קיים איבר הופכי a^{-1} אם ורק אם $\gcd(a,m) = 1$.
הקופקטור ה- ij של מטריצה A שווה לדטרמיננטת המטריצה המתקלת אחרי מחיקת שורת i ועמודת j:

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1j} & \cdots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2j} & \cdots & a_{2n} \\ \vdots & & & & & \\ a_{i1} & a_{i2} & \cdots & a_{ij} & \cdots & a_{in} \\ \vdots & & & & & \\ a_{n1} & a_{n2} & \cdots & a_{nj} & \cdots & a_{nn} \end{pmatrix} \quad \Rightarrow \quad C_{ij} = (-1)^{i+j} \begin{vmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1j} & \cdots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2j} & \cdots & a_{2n} \\ \vdots & & & & & \\ a_{i1} & a_{i2} & \cdots & a_{ij} & \cdots & a_{in} \\ \vdots & & & & & \\ a_{n1} & a_{n2} & \cdots & a_{nj} & \cdots & a_{nn} \end{vmatrix}$$

מטריצת הקופקטורים של מטריצה A היא המטריצה שבה רכיב ה-ij הוא הקופקטור ה- ij של A:

$$C = \begin{pmatrix} C_{11} & \cdots & C_{1n} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ C_{n1} & \cdots & C_{nn} \end{pmatrix}\ .$$

נוסחת קריימר למטריצה הופכית: $A^{-1} = (\det A)^{-1} C^t$.

איברים הפיכים ב- $\mathbb{Z}_{26}$:

a	1	3	5	7	9	11	15	17	19	21	23	25
a^{-1}	1	9	21	15	3	19	7	23	11	5	17	25

3 צפנים בסיסיים

ערכים הקריפטוגרפיים של האותיות:

a	b	c	d	e	f	g	h	i	j	k	l	m	n	o	p	q	r	s	t	u	v	w	x	y	z
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25

לוח הכפל של 26:

m	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
$26 \times m$	26	52	78	104	130	156	182	208	234	260	286	312	338	364	390

m	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30
$26 \times m$	416	442	468	494	520	546	572	598	624	650	676	702	728	754	780

צפנים בסיסיים:

צופן	כלל מצפין	כלל מפענח	מפתח
קיסר	$e_k(x) = x + k \bmod 26$	$d_k(x) = x - k \bmod 26$	$k \in \mathbb{Z}_{26}$
תמורה	$e_\pi(x_1 \dots x_m) = x_{\pi(1)} \dots x_{\pi(m)} \bmod 26$	$d_\pi(y_1 \dots y_m) = y_{\pi^{-1}(1)} \dots y_{\pi^{-1}(m)} \bmod 26$	π תמורה של אורך m
החלפה	$e_\pi(x) = \pi(x) \bmod 26$	$d_\pi(y) = \pi^{-1}(y) \bmod 26$	π תמורה של אורך 26
אפיני	$e_k(x) = (ax + b) \bmod 26$	$d_k(y) = a^{-1}(y - b) \bmod 26$	$k = (a, b)$, $\gcd(a, 26) = 1.$
ויז'נר	$e_k(x_1, \dots, x_m) = (x_1 + k_1, \dots, x_m + k_m) \bmod 26$	$d_k(y_1, \dots, y_m) = (y_1 - k_1, \dots, y_m - k_m) \bmod 26$	$k = (k_1, \dots, k_m) \in \mathbb{Z}_{26}^m$
היל	$e_k(x_1 \dots x_m) = (x_1 \dots x_m) \cdot k \bmod 26$	$d_k(y_1 \dots y_m) = (y_1 \dots y_m) \cdot k^{-1} \bmod 26$	$k \in \mathbb{Z}_{26}^{m \times m}$, $\gcd(\det(k), 26) = 1.$

4 צופן RSA

- מפתח ציבורי: (b, n) כאשר $n = pq$ כאשר p, q מספרים ראשוניים שונים.
- מפתח סודי: (a, p, q) כאשר $a \equiv b^{-1} \pmod{\phi(n)}$, כאשר ϕ הפונקצית אוילר של n.

  בגלל ש- $n = pq$ כאשר p, q מספרים שלמים אז $\phi(n) = \phi(pq) = (p-1)(q-1)$.

  לכן: $a \equiv b^{-1} \pmod{(p-1)(q-1)}$.
- כלל מצפין: $e_k(x) = x^b \bmod n$ לכל מספר שלם x.
- כלל מפענח: $d_k(y) = y^a \bmod n$ לכל מספר שלם y.

שיטת הריבועיים לחישוב חזקה מודולרית:

בהינתן $y = x^b \bmod n$. יהי $b = b_k \dots b_1 b_0$ הייצוג בינארי של b. אזי קיים אלגוריתם הנקרא שיטת הריבועיים שנותן ערך של $y = x^b \bmod n$ באופן הבא:

Algorithm 3 האלגוריתם שיטת הריבועיים

Input: Integers $x, b_0, \dots, b_k, n$.
$i \leftarrow 1$
$z_0 \leftarrow x$
while $i \le k$ **do**
    $z_i \leftarrow z_{i-1}^2 \bmod n$
end while
$i \leftarrow 0$
$y \leftarrow 1$
while $i \le k$ **do**
    if $b_i = 1$ **then**
        $y \leftarrow z_i y \bmod n$
    end if
end while
return: y $\triangleright\ y = x^b \bmod n$

האלגוריתם לפענוח של צופן RSA :

האלגוריתם הבא נותן את הפתרון x של הכלל מפענח $x = y^a \bmod n$ לפי השלבים הבאים:

שלב [1] מחשבים $y \bmod p$ ו- $a \bmod (p-1)$ ואז מחשבים $x_1 = (y \bmod p)^{a \bmod (p-1)} \bmod p.$

שלב [2] מחשבים $y \bmod q$ ו- $a \bmod (q-1)$ ואז מחשבים $x_2 = (y \bmod q)^{a \bmod (q-1)} \bmod q.$

שלב [3] בעזרת המשפט השאריות הסיני פותרים את המערכת $\left\{ \begin{array}{l} x = \ x_1 \bmod p \\ x = \ x_2 \bmod q \end{array} \right\}$.

5 צופן ElGamal

- המפתח הוא $k = (p, a, \alpha, d)$ כאשר:
  - p מספר ראשוני
  - a, d, α מספרים שלמים חיוביים עבורם $2 \le a, d, \alpha \le p - 2$.
- $\beta \equiv \alpha^a \pmod{p}$.
- כלל מצפין: $y_1 = \alpha^d \pmod{p}, \quad y_2 = x\beta^d \pmod{p}$ לכל x שלם חיובי.
- כלל מפענח: $x = (y_1^a)^{-1} y_2 \pmod{p}$ לכל שלמים חיוביים y_1, y_2.

6 צופן אניגמה

תמורה על קבוצה סופית $\Sigma = \{x_1, \dots, x_n\}$ היא פונקציה $\pi : \Sigma \to \Sigma$ חד-חד ערכית ו"על" Σ.

- **על** Σ**:** לכל $y \in \Sigma$ קיים $x \in \Sigma$ כך ש: $y = \Sigma(x)$.
- **חד-חד-ערכית:** לכל $x, y \in \Sigma$ מתקיים:

$$x \neq y \quad \Rightarrow \quad \Sigma(x) \neq \pi(y) \ .$$

התמורה הזהות מסומנת $\mathrm{id}:\Sigma\to\Sigma$ ומוגדרת כך שלכל $x\in\Sigma$: $\mathrm{id}(x)=x$.

תמורה הופכית: אם $\pi:\Sigma\to\Sigma$ תמורה על הקבוצה Σ, התמורה ההופכית מסומנת π^{-1} מקיימת את התנאי:

$$\forall x\in\Sigma \qquad \pi\pi^{-1}(x)=x=\pi^{-1}\pi(x)\ .$$

תמורה $\rho:\Sigma\to\Sigma$ היא **תמורה משקפת** אם התנאי הזה מתקיים:

$$\forall x,y\in\Sigma: \qquad \rho(x)=y \quad\Longleftrightarrow\quad \rho(y)=x\ .$$

הגלגלים ומשקף הקבוע של צופן אניגמה:

x	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z
$\alpha_1(x)$	E	K	M	F	L	G	D	Q	V	Z	N	T	O	W	Y	H	X	U	S	P	A	I	B	R	C	J
$\alpha_2(x)$	A	J	D	K	S	I	R	U	X	B	L	H	W	T	M	C	Q	G	Z	N	P	Y	F	V	O	E
$\alpha_3(x)$	B	D	F	H	J	L	C	P	R	T	X	V	Z	N	Y	E	I	W	G	A	K	M	U	S	Q	O
$\rho(x)$	Y	R	U	H	Q	S	L	D	P	X	N	G	O	K	M	I	E	B	F	Z	C	W	V	J	A	T

כלל מצפין וכלל מפענח של צופן אניגמה:

- בהינתן מילה $x_1x_2\ldots x_k$ של טקסט גלוי, הכלל מצפין של האות ה- i הוא: $e(x_i)=\Delta_i(x_i)$
  כאשר Δ_i היא התמורה הכתובה למטה.
- בהינתן מילה $y_1y_2\ldots y_k$ של טקסט מוצפן הכלל מפענח של האות ה- i הוא: $d(y_i)=\Delta_i(y_i)$.
- לכל i שלם:

$$\Delta_i=\tau_i^{-1}\,\rho\,\tau_i\ ,$$

כאשר

- ρ היא התמורה המשקפת הקבועה של צופן אניגמה,
-

$$\tau_i=\sigma_{-i}\,\alpha_3\,\sigma_i\,\alpha_2\,\alpha_1\,\pi\ , \qquad \tau_i^{-1}=\pi\,\alpha_1^{-1}\,\alpha_2^{-1}\,\sigma_{-i}\,\alpha_3^{-1}\,\sigma_i$$

כאשר $\alpha_1,\alpha_2,\alpha_3$ הן התמורות של הגלגלים של צופן אניגמה הנתונות בטבלה למעלה, π היא תמורה המשקפת המשתנה,

- σ_i היא תמורה הזזה של i אותיות קדימה באלפבית: $\sigma_i(x)=x+i \bmod 26$,
- σ_{-i} היא תמורה הזזה של i אותיות אחורה באלפבית: $\sigma_i(x)=x-i \bmod 26$.

מילה משוכפלת היא מילה סימטרית של טקסט גלוי באורך 6 אותיות מהצורה:

$$xyzxyz\ .$$

מילה אופיינית היא ההצפנה של מילה משוכפלת ע״י צופן אניגמה:

$$\sigma_1\sigma_2\sigma_3\sigma_4\sigma_5\sigma_6=\Delta_1(x)\Delta_2(y)\Delta_3(z)\Delta_4(x)\Delta_5(y)\Delta_6(z)\ .$$

משפט רייבסקי I: יהי $\sigma_1\sigma_2\sigma_3\sigma_4\sigma_5\sigma_6$ מילה אופיינית של צופן האניגמה. אזי:

$$\sigma_4=\Delta_4\Delta_1(\sigma_1)\ ,\quad \sigma_5=\Delta_5\Delta_2(\sigma_2)\ ,\quad \sigma_6=\Delta_6\Delta_3(\sigma_3)\ .$$

משפט רייבסקי II:
עבור כל אחת של התמורות $\Delta_4\Delta_1$, $\Delta_5\Delta_2$, $\Delta_6\Delta_3$ של צופן אניגמה, קיים סידור של הפירוק לראשונים שנקרא **סדר רייבסקי** כך שהתנאים הבאים מתקיימים:

- לכל זוג מחרוזות $\begin{pmatrix}a_1 & a_2 & \cdots a_{k-1} & a_k\end{pmatrix}\begin{pmatrix}b_1 & b_2 & \cdots b_{k-1} & b_k\end{pmatrix}$ ב- $\Delta_4\Delta_1$:
  $$b_k=\Delta_1(a_1)\ ,\quad b_{k-1}=\Delta_1(a_2)\ ,\quad \ldots\quad ,b_2=\Delta_1(a_{k-1})\ ,\quad b_1=\Delta_1(a_k)\ .$$

- לכל זוג מחרוזות $\begin{pmatrix}a_1 & a_2 & \cdots a_{k-1} & a_k\end{pmatrix}\begin{pmatrix}b_1 & b_2 & \cdots b_{k-1} & b_k\end{pmatrix}$ ב- $\Delta_5\Delta_2$:
  $$b_k=\Delta_1(a_1)\ ,\quad b_{k-1}=\Delta_1(a_2)\ ,\quad \ldots\quad ,b_2=\Delta_1(a_{k-1})\ ,\quad b_1=\Delta_1(a_k)\ .$$
- לכל זוג מחרוזות $\begin{pmatrix}a_1 & a_2 & \cdots a_{k-1} & a_k\end{pmatrix}\begin{pmatrix}b_1 & b_2 & \cdots b_{k-1} & b_k\end{pmatrix}$ ב- $\Delta_6\Delta_3$:
  $$b_k=\Delta_1(a_1)\ ,\quad b_{k-1}=\Delta_1(a_2)\ ,\quad \ldots\quad ,b_2=\Delta_1(a_{k-1})\ ,\quad b_1=\Delta_1(a_k)\ .$$

7 תורת שאנון וסודיות מושלמת

הסתברויות של האותיות:

אות	הסתברות
a	0.082
b	0.015
c	0.028
d	0.043
e	0.127

אות	הסתברות
f	0.022
g	0.02
h	0.061
i	0.07
j	0.002

אות	הסתברות
k	0.008
l	0.04
m	0.024
n	0.067
o	0.075

אות	הסתברות
p	0.019
q	0.001
r	0.06
s	0.063
t	0.091

אות	הסתברות
u	0.028
v	0.01
w	0.023
x	0.001
y	0.02
z	0.001

קבוצות תדירויות של האותיות בטקסט:

	אות	הסתברות
1.	e	$p=0.127$
2.	t,a,o,i,n,s,h,r	$0.06\lessapprox p\lessapprox 0.09$
3.	d,l	$p\approx 0.04$
4.	c,u,m,w,f,g,y,p,b	$0.015\lessapprox p\lessapprox 0.028$
5.	v,k,j,x,q,z	$p<0.01$

זוגות האותיות הנפוצים ביותר:

th	he	in	er	an	re	ed	on	es	st
en	at	to	nt	ha	nd	ou	ea	ng	as
or	ti	is	et	it	ar	te	se	hi	of

שלשות של אותיות הנפוצים ביותר:

the	ing	and	her	ere	ent	tha	nth	was	eth	for	dth

מידע של מ״מ בדיד X:

$$I_X(x)=-\log_2\left(P_X(x)\right).$$

אנטרופיה של מ״מ בדיד X:

$$H[X]=-\sum_{i=1}^{N}P_X(x_i)\log_2\left(P_X(x_i)\right).$$

נוסחת בייס:

$$P(X=x|Y=y)P(Y=y)=P(X=x\cap Y=y)=P(Y=y|X=x)P(X=x)\ .$$

סודיות:
נתונה קריפטו-מערכת בעלת קבוצת טקסט גלוי X, קבוצת טקסט מוצפן Y וקבוצת מפתחות K, כלל מצפין $y=e_k(x)$ וכלל מפענח $x=d_k(y)$.

$$P(Y=y)=\sum_{k\in K}P(K=k)P\left(X=d_k(y)\right)\ ,$$

$$P(Y=y|X=x)=\sum_{\substack{k\in K\\ x=d_k(y)}}P(K=k)\ ,$$

$$P(X=x|Y=y)=\frac{P(X=x)\displaystyle\sum_{\substack{k\in K\\ x=d_k(y)}}P(K=k)}{\displaystyle\sum_{k\in K}P(K=k)P\left(X=d_k(y)\right)}\ .$$

סודיות מושלמת: לקריפטו-מערכת יש סודיות מושלמת אם התנאי הבא מתקיים:

$$P(X=x|Y=y)=P(X=x)\qquad\Longleftrightarrow\qquad P(Y=y|X=x)=P(Y=y)\ .$$

אנטרופיה מותנית:

$$H(X|Y=y)=-\sum_{x\in X}P(X=x|Y=y)\log_2 P(X=x|Y=y)\ ,$$

$$H(X|Y)=-\sum_{y\in Y}\sum_{x\in X}P(Y=y)P(X=x|Y=y)\log_2 P(X=x|Y=y)\ ,$$

$$H(X,Y)=H(Y)+H(X|Y)\ ,\qquad H(X|Y)\le H(X)\ .$$

משפט האנטרופיה לקריפו-מערכת:

$$H(K|C)=H(K)+H(P)-H(C)\ .$$

טבלת אמת:

p	q	$p\wedge q$	$p\vee q$	$\sim p$	$p\oplus q$
1	1	1	1	0	0
1	0	0	1	0	1
0	1	0	1	1	1
0	0	0	0	1	0

8 צופן פייסטל

ספרות הקסדצימליות:

hex	0	1	2	3	4	5	6	7
binary	0000	0001	0010	0011	0100	0101	0110	0111
hex	8	9	A	B	C	D	E	F
binary	1000	1001	1010	1011	1100	1101	1110	1111

משוואות פייסטל להצפנה:

נתון טקסטס גלוי $x=L_0R_0$. לכל $1\le i\le N$:

$$L_i=R_{i-1}\ ,\qquad R_i=L_{i-1}\oplus f(R_{i-1},k_i)\ ,\qquad y=R_NL_N\ .$$

משוואות פייסטל לפענוח:

נתון טקסטס גלוי $y=R_NL_N$. לכל $1\le i\le N$:

$$R_i=L_{i+1}\ ,\qquad L_i=R_{i+1}\oplus f(R_i,k_{i+1})\ ,\qquad x=L_0R_0\ .$$

9 צופן IDEA

תזמון מפתח של IDEA

r	k_1	k_2	k_3	k_4	k_5	k_6
1	$0-15$	$16-31$	$32-47$	$48-63$	$64-79$	$80-95$
2	$96-111$	$112-127$	$25-40$	$41-56$	$57-72$	$73-88$
3	$89-104$	$105-120$	$121-8$	$9-24$	$50-65$	$66-81$
4	$82-97$	$98-113$	$114-1$	$2-17$	$18-33$	$34-49$
5	$75-90$	$91-106$	$107-122$	$123-10$	$11-26$	$27-42$
6	$43-58$	$59-74$	$100-115$	$116-3$	$4-19$	$20-35$
7	$36-51$	$52-67$	$68-83$	$84-99$	$125-12$	$13-28$
8	$29-44$	$45-60$	$61-76$	$77-92$	$93-108$	$109-124$
9	$22-37$	$38-53$	$54-69$	$70-85$	$-$	$-$

אלגוריתם הצפנת IDEA

- נתון טקסטס גלוי $P\in\{0,1\}^{64}$ של אורך 64 ביטים.
- מחלקים P לארבע בלוקים $P_i\in\{0,1\}^{16}$: $P=P_1P_2P_3P_4$.
- בתחילת מחזור ה- r ($1\le r\le 9$) מסמנים את הטקסט מוצפן המתקבל ממחזור הקודם (מחזור $r-1$) ב- $C^{(r)}$, מלבד מ- $C^{(1)}=X$.
- כל מחזור r מורכב מהשלבים הבאים:

$$Y_1=C_1^{(r)}\odot k_1^{(r)}=C_1^{(r)}\cdot k_1^{(r)}\mod (2^{16}+1)\qquad [1]$$

$$Y_2=C_2^{(r)}\boxplus k_2^{(r)}=C_2^{(r)}+k_2^{(r)}\mod 2^{16}\qquad [2]$$

$$Y_3=C_3^{(r)}\boxplus k_3^{(r)}=C_3^{(r)}+k_3^{(r)}\mod 2^{16}\qquad [3]$$

$$Y_4=C_4^{(r)}\odot k_4^{(r)}=C_4^{(r)}\cdot k_4^{(r)}\mod (2^{16}+1)\qquad [4]$$

$$Y_5=Y_1\oplus Y_3\qquad [5]$$

$$Y_6=Y_2\oplus Y_4\qquad [6]$$

$$Y_7=Y_5\odot k_5^{(r)}=Y_5\cdot k_5^{(r)}\mod (2^{16}+1)\qquad [7]$$

$$Y_8=Y_6\boxplus Y_7=Y_6+Y_7\mod 2^{16}\qquad [8]$$

$$Y_9=Y_8\odot k_6^{(r)}=Y_8\cdot k_6^{(r)}\mod 2^{16}+1\qquad [9]$$

$$Y_{10}=Y_7\boxplus Y_9=Y_7+Y_9\mod 2^{16}\qquad [10]$$

$$C_1^{(r+1)}=Y_1\oplus Y_9\qquad [11]$$

$$C_2^{(r+1)}=Y_3\oplus Y_9\qquad [12]$$

$$C_3^{(r+1)}=Y_2\oplus Y_{10}\qquad [13]$$

$$C_4^{(r+1)}=Y_4\oplus Y_{10}\qquad [14]$$

- בכדי לקבל את הטקסט מוצפן הסופי, אחרי ביצוע של כל המחזורים r מבצעים את השלב התפוקה:

$$C_1 = C_1^{(9)} \odot k_1^{(9)} = C_1^{(9)} \cdot k_1^{(9)} \mod 2^{16}+1 \qquad [1]$$
$$C_2 = C_3^{(9)} \boxplus k_2^{(9)} = C_3^{(9)} + k_2^{(9)} \mod 2^{16} \qquad [2]$$
$$C_3 = C_2^{(9)} \boxplus k_3^{(9)} = C_2^{(9)} + k_3^{(9)} \mod 2^{16} \qquad [3]$$
$$C_4 = C_4^{(9)} \odot k_4^{(9)} = C_4^{(9)} \cdot k_4^{(9)} \mod 2^{16}+1 \qquad [4]$$

- לבסוף הטקסט מוצפן 64- ביטים מתקבל מהארבע בלוקים 16- ביטים $C = C_1C_2C_3C_4$.

מפתחות פענוח של IDEA

$$DK_1^{(1)} = \left(K_1^{(9)}\right)^{-1} \ , \quad DK_2^{(1)} = -\left(K_2^{(9)}\right) \ , \quad DK_3^{(1)} = -\left(K_3^{(9)}\right) \ , \quad DK_4^{(1)} = \left(K_4^{(9)}\right)^{-1} \ ,$$
$$DK_5^{(1)} = K_5^{(8)} \ , \quad DK_6^{(1)} = K_6^{(8)} \ .$$

10 צופן DES

אלגוריתם הצפנת DES : נתון טקסט גלוי 64 ביטים $x = x_1 \dots x_{64}$.

שלב [1] מבצעים $IP(x_1, x_2, \dots, x_{64})$ כאשר IP התמורה הסטטית ההתחלתית:

$$IP = \begin{pmatrix} 58 & 50 & 42 & 34 & 26 & 18 & 10 & 2 & 60 & 52 & 44 & 36 & 28 & 20 & 12 & 4 \\ 62 & 54 & 46 & 38 & 30 & 22 & 14 & 6 & 64 & 56 & 48 & 40 & 32 & 24 & 16 & 8 \\ 57 & 49 & 41 & 33 & 25 & 17 & 9 & 1 & 59 & 51 & 43 & 35 & 27 & 19 & 11 & 3 \\ 61 & 53 & 45 & 37 & 29 & 21 & 13 & 5 & 63 & 55 & 47 & 39 & 31 & 23 & 15 & 7 \end{pmatrix}.$$

שלב [2] מחלקים $IP(x)$ לשניים. $IP(x) = L_0R_0$ כאשר L_0 ה-32 ביטים הראשונים של x_0 ו- R_0 ה- 32 האחרונים:

$$\begin{aligned} L_0 =& x_{58}, x_{50}, x_{42}, x_{34}, x_{26}, x_{18}, x_{10}, x_2, x_{60}, x_{52}, x_{44}, x_{36}, x_{28}, x_{20}, x_{12}, x_4 \\ & x_{62}, x_{54}, x_{46}, x_{38}, x_{30}, x_{22}, x_{14}, x_6, x_{64}, x_{56}, x_{48}, x_{40}, x_{32}, x_{24}, x_{16}, x_8 \ , \end{aligned}$$
$$\begin{aligned} R_0 =& x_{57}, x_{49}, x_{41}, x_{33}, x_{25}, x_{17}, x_9, x_1, x_{59}, x_{51}, x_{43}, x_{35}, x_{27}, x_{19}, x_{11}, x_3 \\ & x_{61}, x_{53}, x_{45}, x_{37}, x_{29}, x_{21}, x_{13}, x_5, x_{63}, x_{55}, x_{47}, x_{39}, x_{31}, x_{23}, x_{15}, x_7 \ . \end{aligned}$$

שלב [3] מבצעים 16 מחזורים של אלגוריתם פייסטל: $L_i = R_{i-1} \ , \qquad R_i = L_{i-1} \oplus f\left(R_{i-1}, k_i\right).$

כאשר $k_1, \dots, k_{16}$ תת-מפתחות כל אחד 48 ביטים שמתקבלים ממפתח התחלתי k.

שלב [4] $y = IP^{-1}\left(R_{16}L_{16}\right)$ כאשר IP^{-1} התמורה ההופכית:

$$IP^{-1} = \begin{pmatrix} 40 & 8 & 48 & 16 & 56 & 24 & 64 & 32 & 39 & 7 & 47 & 15 & 55 & 23 & 63 & 31 \\ 38 & 6 & 46 & 14 & 54 & 22 & 62 & 30 & 37 & 5 & 45 & 13 & 53 & 21 & 61 & 29 \\ 36 & 4 & 44 & 12 & 53 & 20 & 60 & 28 & 35 & 3 & 43 & 11 & 51 & 19 & 59 & 27 \\ 34 & 2 & 42 & 10 & 50 & 18 & 58 & 26 & 33 & 1 & 41 & 9 & 49 & 17 & 57 & 25 \end{pmatrix}$$

הפונקציית ליבה של DES

$$f : \{0,1\}^{32} \times \{0,1\}^{48} \to \{0,1\}^{32}.$$

נסמן הארגומנטים של f ב- $f(A, J)$ כאשר $A \in \{0,1\}^{32}$, $J \in \{0,1\}^{48}$. f מתוארת על ידי האלגוריתם הבא:

שלב [1] מגדילים A לרצף 48 ביטים באמצעות התמורה ההגדלה

$$E = \begin{pmatrix} 32 & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 \\ 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 \\ 8 & 9 & 10 & 11 & 12 & 13 \\ 12 & 13 & 14 & 15 & 16 & 17 \\ 16 & 17 & 18 & 19 & 20 & 21 \\ 20 & 21 & 22 & 23 & 24 & 25 \\ 24 & 25 & 26 & 27 & 28 & 29 \\ 28 & 29 & 30 & 31 & 32 & 1 \end{pmatrix}$$

שלב [2] מחשבים $E(A) \oplus J$ ורושמים התשובה כשירשור של שמונה רצפים 6 ביטים:

$$B = B_1B_2B_3B_4B_5B_6B_7B_8 \ , \qquad B_j \in \{0,1\}^6 \ .$$

שלב [3] רושמים $B_j = b_1b_2b_3b_4b_5b_6$ כאשר $b_i \in \{0,1\}$.

שלב [4] בשלב זה משתמשים ההחלפות $S_1, \dots, S_8$. כל S_j היא מטריצה מסדר 16×4 שנתון למטה. לכל $1 \leq j \leq 8$:

$$C_j = \left(S_j(r,c)\right)_2 \ , \qquad r = (b_1b_6)_{10} \ , \qquad c = (b_2b_3b_4b_5)_{10}$$

כאשר r בספרות דצמליות, c בספרות דצמליות, ו- $S_j(r,c)$ האיבר בשורה r ועמודה c של המטריצה S_j.
לבסוף ממירים C_j לספרות ביניאריות.

שלב [5] $f(A, J) = P(C_1C_2C_3C_4C_5C_6C_7C_8)$ כאשר P התמורה

$$P = \begin{pmatrix} 16 & 7 & 20 & 21 \\ 29 & 12 & 28 & 17 \\ 1 & 15 & 23 & 26 \\ 5 & 18 & 31 & 10 \\ 2 & 8 & 24 & 14 \\ 32 & 27 & 3 & 9 \\ 19 & 13 & 30 & 6 \\ 22 & 11 & 4 & 25 \end{pmatrix}.$$

התזמון המפתח של DES: נתון מפתח התחלתי 64 ביטים, k.

שלב [1] מבצעים התמורה

$$PC_1 = \begin{pmatrix} 57 & 49 & 41 & 33 & 25 & 17 & 9 \\ 1 & 58 & 50 & 42 & 34 & 26 & 18 \\ 10 & 2 & 59 & 51 & 43 & 35 & 27 \\ 19 & 11 & 3 & 60 & 52 & 44 & 36 \\ 63 & 55 & 47 & 39 & 31 & 23 & 15 \\ 7 & 62 & 54 & 46 & 38 & 30 & 22 \\ 14 & 6 & 61 & 53 & 45 & 37 & 29 \\ 21 & 13 & 5 & 28 & 20 & 12 & 4 \end{pmatrix}$$

שלב [2] נסמן $PC_1(k) = C_0D_0$ כאשר C_0 ה- 28 ביטים הראשונים ו- D_0 ה- 28 ביטים האחרונים.

שלב [3] לכל $1 \leq i \leq 16$, מחשבים $C_i = LS_i\left(C_{i-1}\right) \ , \qquad D_i = LS_i\left(D_{i-1}\right) \ , \qquad k_i = PC_2\left(C_iD_i\right).$

כאשר
$$LS_i = \begin{cases} \text{הזזה מקום אחת שמאולה} & i = 1, 2, 9, 16, \\ \text{הזזה שתי מקומות שמאלה} & i = 3, 4, 5, 6, 7, 8, 10, 11, 12, 13, 14, 15 \ , \end{cases}$$
ו- PC_2 התמורה

$$PC_2 = \begin{pmatrix} 14 & 17 & 11 & 24 & 1 & 5 \\ 3 & 28 & 15 & 6 & 21 & 10 \\ 23 & 19 & 12 & 4 & 26 & 8 \\ 16 & 7 & 27 & 20 & 13 & 2 \\ 41 & 52 & 31 & 37 & 47 & 55 \\ 30 & 40 & 51 & 45 & 33 & 48 \\ 44 & 49 & 39 & 56 & 34 & 53 \\ 46 & 42 & 50 & 36 & 29 & 32 \end{pmatrix}.$$

הבלוקים של ההחלפות של DES

S_1	14	4	13	1	2	15	11	8	3	10	6	12	5	9	0	7
	0	15	7	4	14	2	13	1	10	6	12	11	9	5	3	8
	4	1	14	8	13	6	2	11	15	12	9	7	3	10	5	0
	15	12	8	2	4	9	1	7	5	11	3	14	10	0	6	13
S_2	15	1	8	14	6	11	3	4	9	7	2	13	12	0	5	10
	3	13	4	7	15	2	8	14	12	0	1	10	6	9	11	5
	0	14	7	11	10	4	13	1	5	8	12	6	9	3	2	15
	13	8	10	1	3	15	4	2	11	6	7	12	0	5	14	9
S_3	10	0	9	14	6	3	15	5	1	13	12	7	11	4	2	8
	13	7	0	9	3	4	6	10	2	8	5	14	12	11	15	1
	13	6	4	9	8	15	3	0	11	1	2	12	5	10	14	7
	1	10	13	0	6	9	8	7	4	15	14	3	11	5	2	12
S_4	7	13	14	3	0	6	9	10	1	2	8	5	11	12	4	15
	13	8	11	5	6	15	0	3	4	7	2	12	1	10	14	9
	10	6	9	0	12	11	7	13	15	1	3	14	5	2	8	4
	3	15	0	6	10	1	13	8	9	4	5	11	12	7	2	14
S_5	2	12	4	1	7	10	11	6	8	5	3	15	13	0	14	9
	14	11	2	12	4	7	13	1	5	0	15	10	3	9	8	6
	4	2	1	11	10	13	7	8	15	9	12	5	6	3	0	14
	11	8	12	7	1	14	2	13	6	15	0	9	10	4	5	3
S_6	12	1	10	15	9	2	6	8	0	13	3	4	14	7	5	11
	10	15	4	2	7	12	9	5	6	1	13	14	0	11	3	8
	9	14	15	5	2	8	12	3	7	0	4	10	1	13	11	6
	4	3	2	12	9	5	15	10	11	14	1	7	6	0	8	13
S_7	4	11	2	14	15	0	8	13	3	12	9	7	5	10	6	1
	13	0	11	7	4	9	1	10	14	3	5	12	2	15	8	6
	1	4	11	13	12	3	7	14	10	15	6	8	0	5	9	2
	6	11	13	8	1	4	10	7	9	5	0	15	14	2	3	12
S_8	13	2	8	4	6	15	11	1	10	9	3	14	5	0	12	7
	1	15	13	8	10	3	7	4	12	5	6	11	0	14	9	2
	7	11	4	1	9	12	14	2	0	6	10	13	15	3	5	8
	2	1	14	7	4	10	8	13	15	12	9	0	3	5	6	11