

# Corso di *Codici e Sicurezza*\*

## Esercizi riepilogativi su crittografia a chiave condivisa

Michele Boreale  
Università di Firenze  
Dipartimento Statistica, Informatica, Applicazioni  
`michele.boreale@unifi.it`

### 1 Esercizi di verifica

I seguenti esercizi vertono sugli argomenti esposti nei capitoli da 1 a 6 delle *Note*. Di molti di essi viene fornita la traccia, più o meno dettagliata, di un possibile svolgimento.

1. Si citi un'applicazione per cui può essere utile richiedere la *Data Origin Authentication*, e una per cui può essere utile la *Peer Entity Authentication*.

**Traccia.** Pensare ai due più comuni servizi di Internet.

2. Si definisca precisamente il servizio di *Data Origin Authentication*. Quindi, si faccia l'esempio di un cifrario a chiave condivisa in cui la corretta decifrazione di un messaggio  $C = E_k[M]$  da parte del ricevente assicura il ricevente stesso dell'autenticità e integrità del messaggio. Quale proprietà del cifrario è alla base della garanzia di autenticità e integrità?

**Traccia.** Si faccia riferimento all'*Avalanche Criterion*, che dovrebbe essere soddisfatto da un buon cifrario a chiave condivisa. Nel caso della decryption, questo implica che una modifica di pochi bit del ciphertext si ripercuote a valanga e in modo casuale casuale nel plaintext. Dunque se un attaccante attivo modifica un ciphertext  $C = E_K[M]$  in  $C'$ ,

---

\*Laurea Magistrale in Informatica, Università di Firenze, A.A. 2016-2017.

alterandone qualche bit, con alta probabilità il risultato di decifrare  $C'$  con  $K$  sarà una stringa senza senso (non un plaintext legittimo), che quindi verrà rigettata dal ricevente come non autentica.

Un cifrario che gode di questa proprietà è, per esempio, DES.

3. Un attaccante intercetta il plaintext<sup>1</sup>  $P = \text{meetmeateight}$ , e il relativo ciphertext,  $C$ . E' noto che cifrario usato è quello di Hill, con blocchi di dimensione  $m = 2$ . Dire se l'attaccante può condurre con successo o no un attacco di tipo known-plaintext per recuperare la chiave (*Suggerimento*: 2 è un fattore di 26...).

**Traccia.** Si noti prima di tutto che *non* viene richiesto di portare effettivamente a termine l'attacco, ma solo di determinare se esso è possibile. Ricordiamo che per portare a termine l'attacco è necessario che l'attaccante disponga di una matrice  $P^*$  di blocchi (colonne) di plaintext, che sia invertibile mod 26. La condizione di invertibilità modulo 26 è, come si è visto, che  $\text{MCD}(\det P^*, 26) = 1$ . Ora, consideriamo una matrice  $P^*$  ottenibile giustapponendo due generici blocchi del plaintext dato, visti come vettori colonna,  $[a, b]^T$  e  $[c, d]^T$ :

$$P^* = \begin{bmatrix} a & c \\ b & d \end{bmatrix}.$$

Vale  $\det P^* = ad - cd$ . Poiché le posizioni di indice 1, 3, 5, ... del plaintext sono tutte occupate da lettere *pari*,  $a$  e  $c$  sono pari. Ne segue che  $\det P^*$  è pari (perché?). Da questo fatto segue facilmente la conclusione.

4. Il cifrario *Affine Cipher* è una variante di Hill, in cui fa parte della chiave anche un vettore, che viene sommato al prodotto chiave  $\times$  plaintext. Si definisca l'Affine Cipher di dimensione  $m$ , precisando esattamente anche cosa sono  $\mathcal{P}$ ,  $\mathcal{K}$  e  $\mathcal{C}$ .

**Traccia.** Poniamo  $\mathcal{P} \subseteq \mathbb{Z}_{26}^m$ ,  $\mathcal{C} = \mathbb{Z}_{26}^m$  e

$$\mathcal{K} = \{(A, B) : A \text{ è una matrice } m \times m \text{ invertibile mod } 26 \text{ e } B \in \mathbb{Z}_{26}^m\}.$$

Definiamo (vedendo i blocchi di plaintext e ciphertext come vettori-

---

<sup>1</sup>La corrispondenza lettere-numeri è:

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

colonna):

$$\begin{aligned} E_K(P) &\stackrel{\text{def}}{=} A \times P + B \pmod{26} \\ D_K(C) &\stackrel{\text{def}}{=} A^{-1} \times (C - B) \pmod{26}. \end{aligned}$$

5. Si descriva un attacco ciphertext-only all’Affine Cipher con blocchi di dimensione  $m = 1$ , che sfrutti il fatto che il plaintext è composto da caratteri generati secondo le frequenze caratteristiche della lingua Inglese, dove le due lettere più frequenti sono **e** = 4 e **t** = 19.

**Traccia.** Supponiamo dapprima che l’attaccante possieda due coppie plaintext-ciphertext  $(m_i, c_i)$  ( $i = 1, 2$ ). Ciascuna di esse corrisponde ad una equazione soddisfatta dalla chiave  $k = (a, b)$  (sconosciuta):

$$c_1 = a \times m_1 + b \pmod{26} \quad (1)$$

$$c_2 = a \times m_2 + b \pmod{26} \quad (2)$$

L’attaccante quindi prova a risolvere le due equazioni di cui sopra, nelle incognite  $a$  e  $b$ . Sottraendo membro a membro, otteniamo un’equazione nella sola incognita  $a$ :

$$c_1 - c_2 = a \times (m_1 - m_2) \pmod{26}$$

Possiamo risolvere questa equazione a patto che esista  $(m_1 - m_2)^{-1} \pmod{26}$ , cioè che  $\text{MCD}(m_1 - m_2, 26) = 1$ , e trovare

$$a = (c_1 - c_2) \times (m_1 - m_2)^{-1} \pmod{26}.$$

Una volta trovato  $a$ , possiamo ricavare  $b$  dalla (1) o (2). Dunque la condizione sufficiente per l’attacco è di avere due coppie tali che  $m_1 - m_2$  sia invertibile modulo 26.

Nel caso della lingua Inglese, queste le due coppie in questione possono essere recuperate assumendo che i due ciphertext più frequenti nel ciphertext,  $c_1$  e  $c_2$ , corrispondano rispettivamente alle due lettere più frequenti in Inglese, ovvero  $m_1 = \mathbf{e} = 4$  e  $m_2 = \mathbf{t} = 19$ . Si noti che  $m_1 - m_2 = 4 - 19 = -15 = 11 \pmod{26}$  è invertibile modulo 26.

6. Dire qual è il valore atteso di  $I_c(\mathbf{y})$  quando  $\mathbf{y}$  è una sequenza casuale di lettere di  $A$ .

**Traccia.** Sia  $\mathbf{y} = (y_1, \dots, y_n)$  una sequenza di lettere dell’alfabeto  $A$ , generate casualmente e indipendentemente l’una dall’altra (ripetizioni

ammesse). Allora, per  $n$  abbastanza grande rispetto alla dimensione di  $A$ , abbiamo:

$$I_c(\mathbf{y}) = \sum_{i \in A} \frac{f_i}{n} \cdot \frac{f_i - 1}{n - 1} \approx \sum_{i \in A} \frac{1}{|A|^2} = \frac{1}{|A|}.$$

Per esempio, se  $A = \mathbb{Z}_{26}$ ,  $I_c(\mathbf{y}) \approx 1/26$ .

7. Si consideri un cifrario ottenuto mettendo in cascata due cifrari di Vigenere:

- nel primo passo, la sequenza di plaintext  $\mathbf{P} = (p_1, p_2, \dots)$  viene cifrata mediante un cifrario di Vigenere che opera su blocchi di  $m$  lettere e usa una chiave  $\mathbf{K} = (k_1, \dots, k_m)$ ;
- nel secondo passo, la sequenza di ciphertext risultante dal primo,  $\mathbf{C} = (c_1, c_2, \dots)$ , viene cifrata mediante cifrario di Vigenere che opera su blocchi di  $n$  lettere e usa una chiave  $\mathbf{H} = (h_1, \dots, h_n)$ .

Chiamiamo  $\mathbf{D} = (d_1, d_2, \dots)$  la sequenza finale di ciphertext ottenuta. Si dimostri che il cifrario risultante è un particolare cifrario di Vigenere, che opera su blocchi di  $r = \text{mcm}(m, n)$  lettere (mcm = minimo comune multiplo).

**Traccia.** Ogni lettera del ciphertext finale risulta da una somma

$$d_i = p_i + k_j + h_l \quad \text{mod } 26$$

per opportuni indici  $j \in 1..m$  e  $l \in 1..n$ . Si consideri il blocco  $\hat{\mathbf{K}} = (\mathbf{K}, \dots, \mathbf{K})$  composto ripetendo  $\frac{r}{m}$  volte la chiave  $\mathbf{K}$ ; e il blocco  $\hat{\mathbf{H}} = (\mathbf{H}, \dots, \mathbf{H})$  composto ripetendo  $\frac{r}{n}$  volte la chiave  $\mathbf{H}$ . Consideriamo la somma lettera a lettera di questi due blocchi,  $\mathbf{T} = \hat{\mathbf{K}} + \hat{\mathbf{H}} \quad \text{mod } 26$ . Questo è un blocco di  $r$  lettere:

$$\mathbf{T} = (t_1, \dots, t_r).$$

E' facile vedere che allora che la sequenza di ciphertext finale  $\mathbf{D} = (d_1, d_2, \dots)$  può essere ottenuta dividendo il plaintext in blocchi di  $r$  lettere e poi cifrando il blocco con la chiave  $\mathbf{T}$ .

Più precisamente:

$$\begin{aligned} d_i &= c_i + h_{(i-1 \bmod n)+1} \quad \text{mod } 26 \\ &= p_i + (k_{(i-1 \bmod m)+1} + h_{(i-1 \bmod n)+1}) \quad \text{mod } 26 \\ &= p_i + t_{(i-1 \bmod r)+1} \quad \text{mod } 26 \end{aligned}$$

per  $i = 1, 2, \dots$ . Questa è la definizione di un cifrario di Vigenere ordinario che opera su blocchi di  $r$  lettere, tramite la chiave  $\mathbf{T}$ .

8. Si discuta, ferma restando la segretezza della chiave, se e come in One-Time-Pad sono possibili attacchi attivi all'autenticazione. (*Sugg.* Provare la proprietà dello XOR:  $\overline{x \oplus y} = \bar{x} \oplus y$ ).

**Traccia.** Ci si rifaccia all'Esercizio 1 e ci si interroghi su questo: One-Time-Pad possiede la proprietà espressa dall'*Avalanche Criterion*? Si sfrutti poi la proprietà dello XOR enunciata nel suggerimento per far vedere come l'attaccante possa, invertendo bit in posizioni del ciphertext da lui selezionate, invertire i corrispondenti bit del plaintext. Tale modifica può passare inosservata da parte del ricevente, se il risultato della modifica del plaintext genuino è anch'esso un plaintext.

9. Si consideri il cifrario definito da  $\mathcal{P} = \{a, b\}$ ,  $\mathcal{K} = \{k_1, k_2, k_3\}$  e  $\mathcal{C} = \{w, x, y, z\}$ , e dalla funzione di encryption definita nella seguente tabella (accanto ad ogni plaintext e chiave è scritta la corrispondente probabilità):

	$a \left(\frac{3}{4}\right)$	$b \left(\frac{1}{4}\right)$
$k_1 \left(\frac{1}{4}\right)$	$w$	$x$
$k_2 \left(\frac{1}{2}\right)$	$x$	$y$
$k_3 \left(\frac{1}{4}\right)$	$y$	$z$

- (a) Si calcoli  $\Pr(M = m|C = x)$ , per ciascun plaintext  $m = a, b$ .  
(b) Si dica se il cifrario è o meno perfetto.

**Traccia.** (a) Usando le solite abbreviazioni, sappiamo che in generale, per un qualsiasi cifrario, vale (limitandosi a  $m$  e  $c$  di probabilità non nulla):

$$p(m|c) = \frac{p(c|m)p(m)}{p(c)} \quad (3)$$

dove

$$p(c|m) = \sum_{k: E_k[m]=c} p(k)$$

e

$$p(c) = \sum_{(k,m): E_k[m]=c} p(k)p(m).$$

Ci siamo quindi ricondotti alle probabilità note, specificate nella definizione del cifrario. Usando queste formule per il caso  $c = x$  otteniamo:

$$\begin{aligned} p(x|a) &= p(k_2) = \frac{1}{2} \\ p(x|b) &= p(k_1) = \frac{1}{4} \end{aligned}$$

e

$$p(x) = p(k_2)p(a) + p(k_1)p(b) = \frac{7}{16}.$$

E infine, sostituendo quanto sopra trovato in (3):

$$\begin{aligned} p(a|x) &= \frac{\frac{1}{2} \cdot \frac{3}{4}}{\frac{7}{16}} = \frac{6}{7} \\ p(b|x) &= \frac{\frac{1}{4} \cdot \frac{1}{4}}{\frac{7}{16}} = \frac{1}{7}. \end{aligned}$$

(b) Si può vedere ispezionando la tabella, e senza fare alcun calcolo, che cifrario non è perfetto: per esempio, quanto vale  $Pr(M = a|C = z)$ ?

10. Si dimostri, o si confuti con un controesempio, la seguente affermazione: in ogni cifrario perfetto, per ogni coppia ciphertext-chiave  $(c, k)$  esiste al più un plaintext  $m$  tale che  $E_k[m] = c$ .

**Traccia.** Riflettere sull'iniettività della funzione di encryption  $E_k[\cdot]$ .

11. Si provino o confutino tramite controesempi le seguenti affermazioni, dove  $m$ ,  $k$  e  $c$  variano su elementi di probabilità non nulla.

- (a) In un cifrario perfetto, per ogni  $c$  e  $k$  esiste un  $m$  tale che  $E_k[m] = c$ .
- (b) In un cifrario perfetto, per ogni  $c$  e  $m$  esiste un  $k$  tale che  $E_k[m] = c$ .

**Traccia.** La prima affermazione è falsa: possono esistere delle chiavi per cui un certo ciphertext non è generabile, qualunque sia il plaintext scelto. Per esempio, in un OTP su blocchi di 4 bit, si scelga  $\mathcal{P} = \{0000, 1111\}$ , dove i due plaintext hanno ciascuno una probabilità non nulla. Preso  $c = 1100$  e  $k = 0100$ , si vede  $c$  non è generabile a partire da  $k$ , per nessuno dei plaintext.

La seconda affermazione è vera: se fosse falsa, verrebbe meno la condizione di cifrario perfetto (perché?).

12. Si dimostri che in ogni cifrario perfetto con  $|\mathcal{C}| = |\mathcal{K}|$  (indicando qui con  $|\cdot|$  is numero di elementi aventi probabilità non nulla) vale quanto segue: per ogni coppia plaintext-ciphertext  $(m, c)$  aventi probabilità non nulla, esiste esattamente una chiave  $k$  tale che  $E_k[m] = c$ .

**Traccia.** Consideriamo qui solo  $m$  e  $c$  di probabilità non nulla. L'affermazione da dimostrare vuol dire che da ogni  $m$  esiste un solo modo - una sola chiave - per andare a  $c$ .

Intanto, è facile vedere, usando Bayes, che  $p(c) = p(c|m) > 0$ . Ora,  $p(c|m) > 0$  implica che, fissato  $m$ , deve esistere *almeno una* chiave che porta da  $m$  a  $c$ . D'altra parte, poiché questo fatto vale per ogni  $c$  possibile, vuol dire che tutti i ciphertext sono raggiungibili da  $m$ , usando opportune chiavi. Dunque

$$|\mathcal{C}| = |\{E_k[m] : k \in \mathcal{K}\}|.$$

Ora, per definizione  $|\{E_k[m] : k \in \mathcal{K}\}| \leq |\mathcal{K}|$ . Inoltre l'uguaglianza vale solo a patto che chiavi distinte danno ciphertext distinti a partire da  $m$ . Ovvero, per ogni  $m$  e  $c$  c'è una sola chiave che porta a  $c$ . Se questo non fosse vero, dunque, avremmo:

$$|\mathcal{C}| = |\{E_k[m] : k \in \mathcal{K}\}| < |\mathcal{K}| = |\mathcal{C}|.$$

che è naturalmente una contraddizione. Dunque l'affermazione che per ogni  $m$  e  $c$  c'è una sola chiave che porta a  $c$  deve essere vera.

13. Si formalizzi in maniera rigorosa il cifrario Shift Encryption visto a lezione, precisando tra l'altro cosa sono  $\mathcal{P}$ ,  $\mathcal{C}$  e  $\mathcal{K}$ , come viene generato il plaintext e come viene scelta la chiave. In dipendenza dalla formalizzazione adottata, si provi poi o si dia un controesempio della seguente affermazione: Shift Encryption è un cifrario perfetto.

**Traccia.** Ci sono due modi naturali di operare tramite Shift Encryption, che corrispondono a due formalizzazioni diverse. Nella prima,  $\mathcal{P} = \mathcal{C} = \mathcal{K} = \mathbb{Z}_{26}$ . Stabiliamo che la chiave viene scelta nuova ad ogni messaggio, con probabilità uniforme. E' facile vedere che questo cifrario è la versione di OTP sull'alfabeto di 26 lettere. Dunque esso è un cifrario perfetto, qualunque sia la distribuzione di probabilità sul plaintext.

Nella seconda formalizzazione, poniamo  $\mathcal{P} \subseteq \mathbb{Z}_{26}^*$ ; per concretezza, poniamo che  $\mathcal{P}$  sia un linguaggio naturale, ad esempio l'Italiano. Poniamo poi  $\mathcal{C} = \mathbb{Z}_{26}^*$  e infine  $\mathcal{K} = \mathbb{Z}_{26}$ . Assumiamo infine che la chiave sia scelta con probabilità uniforme. La funzione di encryption

non fa altro che sommare ad un plaintext la chiave, modulo 26, lettera per lettera. Questo cifrario non può essere perfetto, dato che  $|\mathcal{K}| < |\mathcal{P}|$ . Per esempio, si consideri il ciphertext  $c = \mathbf{jq}$  (ottenibile con probabilità non nulla, per esempio a partire dal plaintext  $\mathbf{io}$  e dalla chiave  $k = 1$ ). Prendiamo ora il plaintext  $m = \mathbf{tu}$ . E' chiaro che  $0 < p(c) \neq p(m|c) = 0$ : infatti l'insieme dei ciphertext ottenibili a partire da  $m = \mathbf{tu}$ , usando una delle 26 chiavi, è  $\{\mathbf{tu}, \mathbf{uv}, \mathbf{vw}, \dots, \mathbf{st}\}$ , ed esso non contiene  $c$ .

14. Si discuta la seguente affermazione: in un cifrario di Feistel, per ogni blocco di bit  $B$  e chiave  $K$ , vale che  $E_K[D_K[B]] = B$ .

**Traccia.** Decifrare  $B$  con  $K$  equivale a cifrare  $B$  usando l'ordinamento delle sottochiavi  $K_n, \dots, K_1$ .

15. Si vedano l'ingresso e l'uscita di una S-Box come due vettori di variabili aleatorie, diciamo  $X = (X_1, \dots, X_m)$  e  $Y = (Y_1, \dots, Y_n)$ , dove  $X_i$  e  $Y_j$  rappresentano bit casuali. In altre parole,  $Y = S - \text{Box}(X)$ . Denotiamo con  $X^{(i)}$  il vettore aleatorio ottenuto da  $X$  invertendo solo l' $i$ -mo bit (cioè  $X^{(i)} = (X_1, \dots, \overline{X_i}, \dots, X_m)$ ) e con  $Y^{(i)}$  l'uscita corrispondente della S-box. Infine denotiamo la probabilità che una certa variabile aleatoria  $Z$  assume il valore  $z$  come  $\Pr(Z = z)$ . Servendosi di queste notazioni, enunciare in maniera rigorosa i criteri di *Strict Avalanche* e *Bit Independence*.

**Traccia.** *SAC.* Per ogni ingresso  $i$  e uscita  $j$ :  $\Pr(Y_j^{(i)} \neq Y_j) = \dots$ .

*BIC.* Per ogni ingresso  $i$  e uscite distinte  $j$  e  $k$ :  $\Pr(Y_j^{(i)} \neq Y_j | Y_k^{(i)} \neq Y_k) = \dots$ .

## 2 Esercizi di approfondimento

### 2.1 Cifrari a blocchi e ridondanza

Nei cifrari a blocchi vengono cifrati blocchi di lettere plaintext di dimensione fissata  $q$ , anziché singole lettere. Abbiamo detto che la cifratura a blocchi rende più difficili le tecniche di analisi delle frequenze. Infatti man mano che la dimensione  $q$  cresce, i blocchi *tipici* di plaintext, e dunque di ciphertext, tendono *rapidamente*

- (a) a diventare equiprobabili;
- (b) ad assumere probabilità piccole.



Entrambi questi fatti contribuiscono a rendere l'analisi delle frequenze più difficile. Infatti, ciascun blocco tende ora ad assomigliare a ciascun altro (istogramma piatto, fatto (a)), rendendone difficile l'identificazione in base alla frequenza; e ad occorrere piuttosto di rado (fatto (b)), rendendo così necessario raccogliere una grande quantità di ciphertext per poterne catalogare un certo numero. Nel seguito, cercheremo di giustificare queste osservazioni in maniera un po' più rigorosa.

Supporremo, per semplicità, che la sequenza di lettere del plaintext venga generata mediante estrazioni i.i.d. di lettere, da un alfabeto finito  $A$ , secondo una certa distribuzione di probabilità nota  $\mathbf{p}$ . Fissato un intero  $q \geq 2$ , diremo che un blocco di  $q$  lettere,  $\sigma \in A^q$ , è *tipico* se ogni lettera  $a$  occorre in  $\sigma$  un numero di volte  $f_a \approx p_a q$ , dove  $p_a$  è la probabilità di  $a$  come specificato da  $\mathbf{p}$ ; ovvero se  $p_a \approx f_a/q$ . Ovvero, nei blocchi tipici, ogni lettera  $a$  occorre all'incirca una frazione  $p_a$  del totale di  $q$  lettere (NB: questa definizione si può rendere completamente rigorosa, ma soprassediamo su questo per il momento).

- (a) Dimostrare la seguente formula per la probabilità di un blocco tipico, basata solo su  $q$  e sui  $p_a$ :

$$p(\sigma) \approx \prod_{a \in A} p_a^{q p_a}$$

Si noti che questa formula non dipende dalla disposizione particolare delle lettere all'interno del blocco, ma solo dalla loro abbondanza relativa, come espressa dalle frequenze  $f_a$  e dunque dalle  $p_a$ . Dunque i blocchi tipici sono (approssimativamente) equiprobabili.

- (b) Passando ai logaritmi in base 2 nella formula di cui sopra, dimostrare che

$$p(\sigma) \approx 2^{-qH(\mathbf{p})} \quad (4)$$

dove

$$H(\mathbf{p}) \stackrel{\text{def}}{=} - \sum_{a \in A} p_a \log p_a$$

è l'*entropia di Shannon* della distribuzione  $\mathbf{p}$  (NB: qui si conviene che  $0 \cdot \log 0 = 0$ ). Poiché  $H(\mathbf{p}) \geq 0$  (con  $=$  solo nel caso degenerare in cui una singola lettera abbia probabilità 1), questa formula dimostra che la probabilità di un blocco tipico decresce esponenzialmente, e dunque in modo molto veloce, al crescere della dimensione  $q$  del blocco. La legge esponenziale di decrescita (4) è governata unicamente dall'entropia

della distribuzione del plaintext: tanto più alta è l'entropia tanto più veloce sarà la decrescita.

L'entropia di Shannon è una misura della ridondanza del linguaggio sottostante. Entropia bassa vuol dire linguaggio ridondante (comprimibile), entropia alta linguaggio poco ridondante (non comprimibile). I linguaggi naturali tendono a essere strutturati, quindi ad avere bassa entropia (alta ridondanza). Viceversa, un linguaggio completamente casuale ha entropia massima (bassa ridondanza), pari a  $\log |A|$ . Convenzionalmente, l'entropia viene misurata in bit.

- (c) Dimostrare che, per osservare una occorrenza di un certo fissato blocco tipico  $\sigma_0$ , occorrerà raccogliere *in media* un numero di blocchi di ciphertext pari a

$$\approx 2^{qH(\mathbf{p})}$$

ovvero  $\approx q2^{qH(\mathbf{p})}$  lettere di ciphertext individuali. Stimare numericamente quest'ultima quantità per blocchi di  $q = 13$  lettere alfabetiche (codificabili in blocchi di 64 bit), estratte secondo la distribuzione tipica della lingua Inglese, sapendo che l'entropia di quest'ultima è stimabile in  $H(\mathbf{p}) \approx 1.5$  bit.

- (d) Si provi che, per un qualsiasi blocco tipico o meno, la probabilità esatta di  $\sigma$  è

$$p(\sigma) = 2^{-q(H(\mathbf{p}) + D(\mathbf{p}||\mathbf{q}))} \quad (5)$$

dove: posta  $k = |A|$  la cardinalità dell'alfabeto, definiamo  $\mathbf{q} = (q_0, \dots, q_k) \stackrel{\text{def}}{=} (f_0/q, \dots, f_k/q)$  la *distribuzione empirica* delle lettere nel blocco  $\sigma$ ; e  $D(\mathbf{p}||\mathbf{q}) \stackrel{\text{def}}{=} \sum_a p_a \log_2(\frac{p_a}{q_a})$  la *divergenza di Kullback-Leibler (KL)* fra  $\mathbf{p}$  e  $\mathbf{q}$  (NB: porre  $p_a \log(p_a/q_a) = 0$  se  $p_a = 0$  e  $p_a \log(p_a/q_a) = +\infty$  se  $p_a > 0$  e  $q_a = 0$ ).

La divergenza di KL è una quantità, sempre non negativa, che rappresenta una sorta di "distanza" tra le distribuzioni  $\mathbf{p}$  e  $\mathbf{q}$ . Essa vale 0 se e solo se  $\mathbf{p} = \mathbf{q}$ . L'uguaglianza (5) mostra che la probabilità del blocco  $\sigma$  diminuisce velocemente all'allontanarsi della distribuzione empirica di  $\sigma$  da  $\mathbf{p}$ .

## 2.2 Attacchi al cifrario di Hill

Consideriamo un cifrario di Hill, con dimensione della chiave  $m$  nota. Si supponga che un attaccante abbia raccolto abbastanza coppie di blocchi

(plaintext, ciphertext) da poter formare le matrici  $P^*$  e  $C^*$ , secondo la simbologia introdotta per l'attacco known plaintext. Tuttavia, egli nota che la matrice  $P^*$  ottenuta non è invertibile. In particolare, eventualmente dopo una opportuna permutazione di righe e colonne, egli ha costruito due matrici a blocchi

$$C^* = \left[ \begin{array}{c|c} C_1 & C_2 \\ \hline C_3 & C_4 \end{array} \right] \quad \text{e} \quad P^* = \left[ \begin{array}{c|c} P_1 & P_2 \\ \hline P_3 & P_4 \end{array} \right]$$

dove, nel caso di  $P^*$ , solo il blocco  $P_1$  è invertibile. Inoltre il blocco  $P_3$  ha relativamente poche righe. Descrivere un attacco per ottenere la chiave, eventualmente combinando l'attacco known plaintext con una limitata ricerca nello spazio delle chiavi.

### 2.3 Indici di coincidenza e Vigènere

Si consideri la seconda fase dell'attacco a Vigènere, volta a determinare la chiave lettera per lettera. Questa fase implica, dato un certo vettore di probabilità empiriche,  $\mathbf{q}_0 = (f_0/n, \dots, f_{25}/n)$ , trovare il suo shift circolare di  $k$  posizioni ( $0 \leq k \leq 25$ ), diciamo  $\mathbf{q}$ , che meglio approssima il vettore delle probabilità caratteristico della lingua Inglese,  $\mathbf{p}$ . In altre parole, cerchiamo quel particolare shift circolare  $\mathbf{q}$  di  $\mathbf{q}_0$  tale che vale

$$\mathbf{p} \approx \mathbf{q}.$$

Trattando per semplicità l'approssimazione di cui sopra come una vera uguaglianza, dimostrare che, tra tutti i 26 shift possibili, questo è il vettore  $\mathbf{q}$  che massimizza il prodotto scalare  $\langle \mathbf{p}, \mathbf{q} \rangle$ . Allo scopo, servirsi della disuguaglianza di Cauchy-Schwarz, che afferma che, dati due qualsiasi vettori  $\mathbf{v}$  e  $\mathbf{u}$

$$|\langle \mathbf{v}, \mathbf{u} \rangle| \leq \|\mathbf{u}\|_2 \cdot \|\mathbf{v}\|_2.$$

### 2.4 Un crittogramma Vigènere

Si decifri il seguente testo cifrato, ottenuto tramite un cifrario di Vigènere a partire da un plaintext in lingua Inglese.

ZODVXJCWLCKJZWEHPRVFVDMNUECVKLFBUITGZWGRUCVFBZSEZPCVIVTBYSFDMECE  
 LPRJAACAHTVZVHIGAOURGYOVUEJNIKWAJOLEBJMBUPREIEOKPVNYMJSGOECFKSZE  
 LPRCGKGVHFZXVSZYOAULVUCILRVULGNRUSFWEZOGHTWZZKHFPGYKAWSZLDCZSWOO  
 HNUFVWRPPTZVAEWPYOTYMEWPHLREIDMFPSFWAWZRJTVUPGHFWOKJPGKRCEIYIVQB  
 UVZEKWRULRKYMQRKRYEVAQBUIISILWBUSKYIFKUHTJYMCBZECBPWFZLDJGQJWG  
 BACVVYWALSWRKLCEPEJFNKOPYIWZKWKUPCYRPMBQYEUKPGIFHNUPMSFFIEWFZWHU  
 LAIIQNOYVFKYMTCLZFIFUWOEAHYRLZIZTEURVVFBRVULSMNUDEZOHVSVRRDQDZR  
 UILDWJABYEKFJJWANASFCLQUHNXVWJABYECZSWZLOOCUQLCSM

Si impieghi il metodo degli indici di coincidenza, eventualmente accoppiato con il metodo di Kasiski. Illustrare i vari passaggi, in particolare:

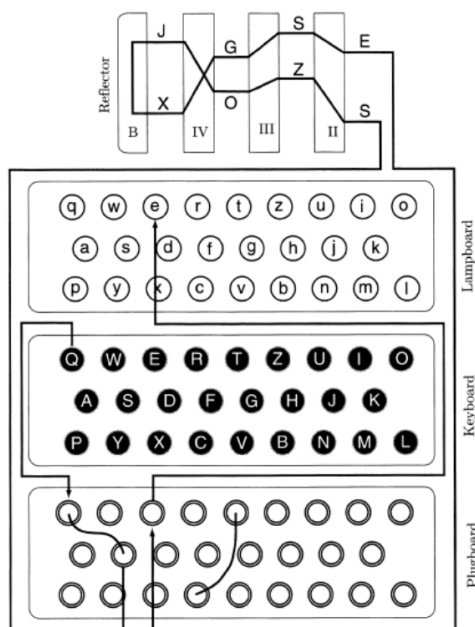
1. le ripetizioni nel testo, le loro distanze e i valori di  $m$  (lunghezza della chiave) da esse suggeriti;
2. i valori degli indici di coincidenza che si ottengono per il valore corretto di  $m$ ;
3. i valori massimi dei prodotti scalari  $M_g$  ottenuti per la determinazione di ciascuna lettera della chiave.

Si può far uso di strumenti disponibili online per il computo delle statistiche rilevanti del testo (ripetizioni, frequenze, etc.), come per esempio quelli offerti dalla pagina *Black Chamber* di Simon Singh:

[http://www.simonsingh.net/The\\_Black\\_Chamber/vigenere\\_cracking\\_tool.html](http://www.simonsingh.net/The_Black_Chamber/vigenere_cracking_tool.html).

## 2.5 Enigma

Lo schema della macchina Enigma in uso all'esercito tedesco durante la II guerra mondiale è illustrato nella figura seguente, tratta da [1]. Gli elementi elettromeccanici essenziali sono i seguenti.



- una *tastiera* (*keyboard*) alfabetica, attraverso la quale viene immesso l'input (plaintext da cifrare, o ciphertext da decifrare), una lettera alla volta;
- una *plugboard*, dove un insieme di connessioni realizzano lo scambio tra alcune (tipicamente 10) coppie di lettere. Ad esempio,  $Q \mapsto S$  e  $S \mapsto Q$ ; in tal caso si dice che  $Q$  è *steckered to S*, e viceversa;
- tre *rotori*, connessi a cascata. Ciascun rotore implementa una fissata permutazione, tratta da un set noto di possibili permutazioni. Un rotore può essere fatto avanzare, rispetto a una posizione 0 convenzionale, di un certo numero  $i$  di posizioni,  $0 \leq i \leq 25$ . Il rotore spostato di  $i$  posizioni corrisponde alla permutazione ottenuta spostando in avanti circolarmente di  $i$  posizioni ogni lettera prima di farla passare attraverso la permutazione relativa alla posizione 0;
- un *riflettore*, che realizza uno scambio fissato tra 13 coppie di lettere (quindi ogni lettera subisce uno scambio quando passa dal riflettore);
- una *lampboard*, sulla quale viene visualizzato l'output (ciphertext o plaintext ottenuti), una lettera alla volta.

Quando una lettera è immessa mediante la tastiera, essa attraversa i vari elementi secondo una sequenza predeterminata, per arrivare alla lampboard (le permutazioni corrispondenti sono indicate nel seguito con lettere greche):

- plugboard ( $\sigma$ ), rotore 1 ( $\alpha$ ), rotore 2 ( $\beta$ ), rotore 3 ( $\gamma$ )
- riflettore ( $\pi$ )
- rotore 3 all'indietro ( $\gamma^{-1}$ ), rotore 2 all'indietro ( $\beta^{-1}$ ), rotore 1 all'indietro ( $\alpha^{-1}$ ), plugboard all'indietro ( $\sigma^{-1}$ ).

Matematicamente, le permutazioni  $\sigma$  (plugboard) e  $\pi$  (riflettore) sono definite in modo da essere delle *involuzioni*: una doppia applicazione ne annulla l'effetto. Per cui, ad es.  $\sigma(\sigma(x)) = x$  per ogni lettera  $x$ ; dunque  $\sigma^{-1} = \sigma$ . Inoltre  $\sigma$  (plugboard) ha esattamente *sei punti fissi* (cioè lettere  $x$  tali che  $\sigma(x) = x$ ), mentre  $\pi$  non ha *nessun* punto fisso. Dunque, ad ogni istante, la permutazione  $\rho$  realizzata dalla macchina può essere descritta come

$$\rho = \sigma \circ \tau \circ \sigma \quad \text{dove } \tau = \alpha^{-1} \circ \beta^{-1} \circ \gamma^{-1} \circ \pi \circ \gamma \circ \beta \circ \alpha.$$

Si noti che  $\tau$  corrisponde alla trasformazione realizzata da una plugboard vuota. Ad ogni immissione di una lettera, la disposizione dei rotori cambia, secondo la seguente regola: il rotore 1 avanza di una posizione ad ogni lettera, il rotore due avanza di una posizione ogni 26 lettere, il rotore 3 avanza di una posizione ogni  $26^2$  lettere<sup>2</sup>. Ad ogni istante, la disposizione dei tre rotori (loro identità e avanzamento di ciascuno rispetto alla posizione 0 di riferimento) costituisce lo *stato* della macchina. Poiché la permutazione realizzata cambia ad ogni lettera, Enigma è un cifrario polialfabetico. In particolare, a partire da un dato stato iniziale, man mano che vengono immesse delle lettere in input, Enigma realizzerà una sequenza di permutazioni

$$\rho_1, \rho_2, \rho_3, \dots$$

dove

$$\rho_j = \sigma \circ \tau_j \circ \sigma.$$

Si noti che  $\sigma$  rimane fissa per tutta la sequenza, mentre  $\tau_j$  è la permutazione realizzata nello stato  $j$ -mo dei rotori con plugboard *vuota* (nessuna lettera steckered).

---

<sup>2</sup>Questa è una descrizione leggermente semplificata dell'avanzamento dei rotori. Tale semplificazione non ha comunque alcuna influenza sulla tecnica di attacco che esporremo.

Sia i collegamenti interni dei rotori che quello del riflettore, che la struttura della macchina erano noti ai criptanalisti, i quali anzi avevano fabbricato numerose repliche della stessa. Pertanto una *chiave* Enigma consiste dei seguenti elementi

1. una tripla  $(R_1, R_2, R_3)$ , con  $R_1, R_2, R_3 \in S$ , dove  $S$  è un insieme prefissato di 5 rotori, ciascuno dei quali realizza una permutazione *nota*;
2. una tripla  $(i, j, k) \in \mathbb{Z}_{26}^3$ , che specifica la posizione iniziale di ciascuno dei tre rotori, con 26 posizioni possibili per ciascun rotore;
3. una permutazione  $\sigma$  dell'alfabeto che specifica le connessioni della plugboard, che sia un'involuzione con sei punti fissi.

I primi due elementi costituiscono lo *stato iniziale* della macchina. La chiave è dunque costituita da: (1) uno stato iniziale dei rotori  $((R_1, R_2, R_3)$  e  $(i, j, k)$ ); (2) le connessioni della plugboard  $\sigma$ . Il numero complessivo di chiavi è tale da rendere impraticabile un semplice attacco forza bruta (si veda il punto (a) più sotto). Tuttavia, vedremo che la criptanalisi può prendere di mira e determinare *separatamente* lo stato iniziale dei rotori e quello della plugboard. Questa possibilità rappresenta la principale debolezza di Enigma. Nel seguito esporremo le idee matematiche essenziali dell'attacco, se non i dettagli.

- (a) Dare una formula per il numero di possibili chiavi Enigma. Dare poi un'ordine di grandezza, come multiplo di una potenza di 10, di tale numero e dire a quanti bit corrisponde. Calcolare il numero esatto di possibili stati iniziali.
- (b) Dimostrare che, detta  $\rho$  la permutazione realizzata dalla macchina in uno stato qualsiasi,  $\rho$  è una involuzione e non ha punti fissi. Dire come può essere effettuata la decryption.

L'attacco a Enigma condotto dai criptanalisti inglesi a Bletchley Park era di tipo known plaintext. Una parola la cui occorrenza era ritenuta molto probabile all'interno di un messaggio di plaintext era detta *crib*. Dato che il linguaggio militare era altamente stereotipato, l'esistenza di crib in certi messaggi non era difficile da congetturare. Per esempio, i bollettini meteo diramati ogni giorno alle ore 6.05 contenevano invariabilmente la parola **WETTER** (*tempo*). Il criptanalista doveva però stabilire in quale posizione, all'interno del ciphertext intercettato, si collocava esattamente il crib. In

questo compito egli era aiutato dal fatto che, in qualsiasi stato, la permutazione  $\rho$  non ha punti fissi. Cioè, per qualsiasi lettera  $x$  del testo in chiaro, la lettera di ciphertext corrispondente è diversa:  $\rho(x) \neq x$ . Questo gli permetteva di scartare diverse posizioni che non risultavano compatibili.

- (c) Un crib usato per decifrare i messaggi del D-Day è il frammento di plaintext **WETTERVORHERSAGEBISKAYA** (*previsioni del tempo su Biscaglia*). Si confronti questo con il frammento di ciphertext intercettato

**QFZWRWIVTYRESXBFOGKUHQBAISEZ**

e si determini una possibile coppia (plaintext, ciphertext).

Una volta individuato una coppia (plaintext, ciphertext), si possono stabilire una serie di relazioni accoppiando singole lettere di plaintext e ciphertext, in stati successivi numerati convenzionalmente 1,2,..., come segue:

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23
W	E	T	T	E	R	V	O	R	H	E	R	S	A	G	E	B	I	S	K	A	Y	A
R	W	I	V	T	Y	R	E	S	X	B	F	O	G	K	U	H	Q	B	A	I	S	E

Questa tabella va letta così:

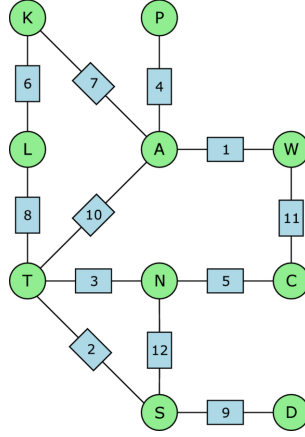
- nello stato 1 (iniziale), W viene trasformata in R;
- nello stato 2, E viene trasformata in W;
- ...

Queste relazioni possono essere rappresentate da un particolare grafo detto *menu*: i nodi sono lettere ed esiste un arco etichettato  $x \xleftrightarrow{j} y$  solo se  $\rho_j(x) = y$  è una relazione deducibile dalla colonna  $j$  della tabella; qui  $\rho_j$  è la permutazione corrispondente allo stato  $j$ -mo della macchina. Si noti che gli archi sono bidirezionali, perché le permutazioni Enigma sono involuzioni ( $\rho(x) = y$  sse  $\rho(y) = x$ ). Per esempio, con la seguente coppia plaintext-ciphertext

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
A	T	T	A	C	K	A	T	D	A	W	N
W	S	N	P	N	L	K	L	S	T	C	S

si può formare il seguente menu:





- (d) Si disegni il menu relativo alla coppia crib-ciphertext per il crib WETTERVORHERSAGEBISKAYA dato prima. Se ne individuino tutti i cicli.

Dato un qualsiasi stato iniziale, definiamo il *grafo di Turing* relativo a tale stato iniziale come il grafo in cui esiste un arco  $x \xleftrightarrow{j} y$  se e solo se  $\tau_j(x) = y$ , per  $j = 1, \dots, N$ , con  $N$  fissato. In pratica,  $N$  è preso uguale alla lunghezza del crib. Qui  $\tau_j$  denota la permutazione relativa allo stato  $j$ -mo a partire dallo stato iniziale 1 dato, impiegando una plugboard *vuota*.

- (e) Dimostrare che il menu del crib è contenuto come sottografo nel grafo di Turing relativo allo stato iniziale corretto della chiave, a patto di ridenominare i nodi del secondo grafo con  $\sigma$ . Ovvero

se  $x \xleftrightarrow{j} y$  nel menu allora  $\sigma(x) \xleftrightarrow{j} \sigma(y)$  nel grafo di Turing.

In altre parole,  $\sigma$  stabilisce un isomorfismo tra il menu e un sottografo del grafo di Turing relativo allo stato iniziale della chiave.

In particolare, se il menu contiene un ciclo, diciamo  $x \xleftrightarrow{15} y \xleftrightarrow{20} z \xleftrightarrow{14} x$ , un ciclo isomorfo a questo dovrà esistere anche nel grafo di Turing relativo allo stato iniziale della chiave. Se abbiamo un candidato allo stato iniziale, e il ciclo non è presente nel relativo grafo, quello stato candidato può essere scartato. Questo vale per tutti i cicli presenti nel menu. Dunque il menu pone delle condizioni ai possibili candidati stati iniziali della chiave, tanto più stringenti quanto maggiore è il numero dei cicli e delle lettere in essi coinvolti. Anche *senza conoscere la configurazione della plugboard*  $\sigma$ , il crittanalista può dunque determinare lo stato iniziale della chiave (o almeno, un

insieme molto ristretto di candidati): è sufficiente che passi in rassegna tutti i possibili stati dei rotori, e selezioni quei pochi che soddisfano il menu, nel senso precisato sopra. Quelli, cioè, che soddisfano l'esistenza di cicli isomorfi a quelli del menu. Questo era essenzialmente il compito svolto, in maniera automatica, dalle famose *bombe* di Turing. Ciascuna bomba impiegava numerose repliche di Enigma, collegate in serie e in parallelo. Una bomba passava in rassegna un insieme di possibili stati iniziali, e controllava, per ciascuno, il soddisfacimento simultaneo di tutte le condizioni (cicli) imposti dal menu. Diverse bombe potevano lavorare in parallelo per esplorare parti diverse dello spazio degli stati iniziali. Si noti che il numero di stati iniziali, per quanto alto in termini assoluti, è di molti ordini di grandezza inferiore al numero di possibili chiavi e alla portata di un metodo di ricerca esaustivo automatizzato (v. punto (a)).

- (f) Si descriva un modo di connettere opportunamente tre macchine Enigma in cascata per controllare l'esistenza di un ciclo del tipo  $x_1 \xleftrightarrow{15} x_2 \xleftrightarrow{20} x_3 \xleftrightarrow{14} x_1$  in un grafo di Turing relativo ad un qualsiasi stato iniziale.

Una volta che lo stato iniziale della chiave è stato individuato, una decifrazione parziale del messaggio è già possibile impiegando una plugboard vuota. In particolare, la decifrazione sarà corretta in corrispondenza di quelle posizioni del ciphertext dove appaiono lettere non *steckered*. Le connessioni della plugboard si possono ottenere a questo punto lavorando manualmente per tentativi ed errori e servendosi di varie euristiche, e/o impiegando semplici tecniche di analisi delle frequenze. Preziose informazioni sono anche fornite dal menu del crib. Infatti, è possibile *ipotizzare* uno steckering tra due lettere e verificare se l'ipotesi è compatibile con il menu e lo stato iniziale trovato, oppure può essere scartata.

- (g) Supponiamo che per una certa lettera  $x$  valga  $\sigma(x) = y$ . Dimostrare che per ogni ciclo del menu contenente  $x$ , diciamo

$$x = x_0 \xleftrightarrow{j_1} x_1 \xleftrightarrow{j_2} \dots \xleftrightarrow{j_k} x_k = x$$

deve valere

$$y = \tau_{j_1} \circ \dots \circ \tau_{j_k}(y)$$

e dunque nel grafo di Turing relativo allo stato iniziale corretto con plugboard libera deve esistere un ciclo che coinvolge  $y$  del tipo

$$y \xleftrightarrow{j_1} \dots \xleftrightarrow{j_k} y.$$

Spiegare come l'esistenza di questo percorso può essere controllata collegando in cascata opportunamente  $k$  macchine Enigma.

## 2.6 Enigma, Banburismus e indici di coincidenza

Una fase dell'attacco all'Enigma navale (che utilizzava quattro rotori invece che tre) consisteva nell'individuare l'identità dei due rotori più esterni in uso in un dato giorno. Tale informazione, che è un elemento della chiave, infatti contribuiva a ridurre il numero configurazioni iniziali da testare tramite le bombe. Allo scopo veniva applicata una tecnica denominata *Banburismus*, sviluppata da A. M. Turing a Bletchley Park. Senza entrare nei dettagli, diremo solo che tale tecnica presupponeva di confrontare due sequenze di ciphertext intercettati, per stabilire se essi fossero o meno stati prodotti da due macchine Enigma con la stessa configurazione della plugboard e rotori *allineati*, cioè nella stessa configurazione iniziale<sup>3</sup>. Chiameremo la prima ipotesi (macchine allineate)  $H_1$  e la seconda (macchine non allineate)  $H_0$ .

Chiamiamo  $\mathbf{x}, \mathbf{y}$  i due ciphertext, che supporremo della stessa lunghezza  $N$ . Il confronto prevede di scrivere i due ciphertext allineati su due righe, e contare il numero  $R$  di posizioni in cui in  $\mathbf{x}$  e in  $\mathbf{y}$  mostrano lo stesso carattere. Tali coincidenze sono dette *repeats*. Per esempio, nel seguente caso

```
VWBDJLKWIPEHVYGGZWDTHRQXIKEESQSSPZXARIXEABQIRUCKHGWUEBPF
YNSCFCCPVIPEMSGIZWFLHESCIYSPVRXMCQAXVXDVUQILBJUABNLKMKD
- - - - - - - - -
```

abbiamo  $R = 9$  repeats su  $N = 57$  caratteri. L'idea di base per rilevare l'allineamento è che il numero di repeats dovrebbe essere più alto in caso di allineamento che in caso di non allineamento. Idealizzando un po' il funzionamento di Enigma, supporremo che se vale  $H_0$ , allora le sequenze  $\mathbf{x}, \mathbf{y}$  non sono correlate, e a tutti gli effetti possono essere viste come due sequenze indipendenti di caratteri casuali estratti ciascuno con prob.  $1/26$ . Viceversa, se vale  $H_1$  le sequenze  $\mathbf{x}, \mathbf{y}$  saranno correlate: in particolare, se nei plaintext relativi alle due sequenze appaiono due caratteri uguali nella stessa posizione, essi risulteranno cifrati con lo stesso carattere nelle due sequenze di ciphertext, dando origine ad un repeat. Infine, considereremo la generazione del plaintext come una estrazione di caratteri i.i.d., secondo la distribuzione di probabilità  $\mathbf{p}$  tipica della lingua data (es. Tedesco).

<sup>3</sup>Più in generale, con configurazioni iniziali ad una distanza prefissata l'una dall'altra, in termini di scatti

- (a) Dimostrare che il valore atteso di  $R$  è  $Nm$ , dove  $m = m_0 = 1/26$  sotto  $H_0$ , mentre sotto  $H_1$   $m = m_1 = \sum_{i=0}^{25} p_i^2$  è il valore atteso dell'indice di coincidenza nella lingua del plaintext;  $m$  viene detto *matching probability*.
- (b) Dare una formula, che dipenda da  $m$ , per la probabilità che ci siano esattamente  $k$  repeats, per  $0 \leq k \leq N$ . Cioè una formula per

$$\Pr(R = k | H_i) \quad \text{per } i = 0, 1.$$

- (c) Una volta contati i repeats, diciamo  $k$ , le ipotesi  $H_0$  e  $H_1$  venivano confrontate calcolando la *log-evidence in favor of  $H_1$* :

$$L(k) \stackrel{\text{def}}{=} \log_{10} \frac{\Pr(R = k | H_1)}{\Pr(R = k | H_0)}.$$

In sostanza, ignorando il ruolo del log che viene introdotto per convenienza numerica (evitare di dover lavorare con numeri molto piccoli),  $L(k)$  dice quante volte il valore di repeats osservato è più probabile sotto l'ipotesi  $H_1$  (macchine allineate) invece che sotto l'ipotesi  $H_0$  (macchine non allineate). Se  $L(k)$  è positiva, essa fornisce evidenza a favore di  $H_1$ , se negativa a favore di  $H_0$ , se nulla, nessuna evidenza. L'unità di misura della log-evidence veniva detta *ban*. Spesso venivano usati i suoi sottomultipli, come il *deciban* (un decimo di ban). Dare una formula esplicita per  $L(k)$ , a partire dalla formula del punto (b).

- (d) Dare una formula per il valore atteso di  $L(R)$ , sotto  $H_0$  e sotto  $H_1$ , sfruttando il punto (a).
- (e) Sfruttando il punto precedente, e assumendo i valori  $m_0 = 1/26$  e  $m_1 = 1/13$  (valore approssimato per l'indice di coincidenza del Tedesco tipico dell'Enigma navale), stimare numericamente quanti caratteri  $N$  di ciphertext occorrono *in media* per ottenere una log-evidence di  $\pm 20$  deciban in favore di  $H_1$  (NB: una  $L(k)$  di 20 deciban corrisponde ad una probabilità di 100 contro 1 in favore di  $H_1$ ).

Per ulteriori dettagli su Banburismus e dintorni, si può consultare il libro di J.C. MacKay *Information Theory, Inference, and Learning Algorithms*, Cambridge University Press, 4/E, 2005.

### 3 Esercizi di programmazione

Per gli esercizi di seguito proposti, si intende che la soluzione deve essere programmata nel linguaggio Python.

### 3.1 Analisi delle frequenze di un testo

Scrivere una funzione che calcoli le seguenti caratteristiche di un testo (sequenza di caratteri). Si faccia riferimento all'Esercizio 2.1 per la definizione dei concetti teorici.

1. Istogramma della frequenza delle 26 lettere;
2. Dato  $q \geq 1$  in input, distribuzione empirica dei  $q$ -grammi;
3. Dato  $q \geq 1$ , indice di coincidenza ed entropia delle distribuzioni dei  $q$ -grammi

Illustrare i risultati ottenuti impiegando la funzione sul primo capitolo di *Moby Dick* (H. Melville, 1851), per  $q = 1, 2, 3, 4$ .

### 3.2 Cifrario di Hill

Implementare una funzione che permetta all'utente di cifrare e decifrare con il cifrario di Hill, e di forzare un ciphertext tramite l'attacco known plaintext. Considerare la versione generale dell'attacco trovata nell'Esercizio 2.2.

## Riferimenti

- [1] David Salomon. *Data Privacy and Security*, Springer, 2003.