DCC–IME–USP

Routo Terada
Sala 204C Tel.: 3091 5918
e-mail rt@ime.usp.br

# MAC0336/5723 - Criptografia e Segurança de Dados

Primeiro Semestre de 2019

Exercício-Programa 1 Data de entrega : veja no paca.ime.usp.br.

**Observações**

- Este exercício é para ser feito *individualmente*.
- Entregue no sistema Panda UM ÚNICO arquivo contendo os arquivos seguintes, comprimidose um único arquivo:
  - um arquivo chamado LEIA.ME (em formato .txt) com:
    - seu nome completo, e número USP,
    - os nomes dos arquivos inclusos com uma breve descrição de cada arquivo,
    - uma descrição sucinta de *como usar* o programa executável, necessariamente na linha-de-comando, i.e., SEM interface gráfica,
    - qual computador, compilador e sistema operacional foi usado (modelo, versão, etc..),
    - instruções de como compilar o(s) arquivo(s) fonte(s).
  - o arquivo MAKE, se for o caso
  - os arquivos do programa-fonte, necessariamente em *linguagem C*
  - o programa *compilado*, i.e.,

    incluir o código executável
    (se não incluir, a nota será zero!)

  - se for o caso, alguns arquivos de entrada e saída usados nos testes: arquivos com os dados de *entrada* chamados ENT1, ENT2, etc., e arquivos com os dados de *saída* correspondentes, chamados SAI1, SAI2, etc.
- Coloque comentários em seu programa explicando o que cada etapa do programa significa! Isso será levado em conta na sua nota.

- Faça uma saída clara! Isso será levado em conta na sua nota.
- Não deixe para a última hora. Planeje investir 70 porcento do tempo total de dedicação em escrever o seu programa todo e simular o programa SEM computador (eliminando erros de lógica) ANTES de digitar e compilar no computador. Isso economiza muito tempo e energia.
- A nota será diminuida de um ponto a cada dia "corrido" de atraso na entrega.

Este exercício-programa consiste em:

1. Elaborar um programa para criptografar e decriptografar um arquivo de qualquer comprimento, com o Algoritmo K128 descrito na Seção 3. Esse arquivo pode ser QUALQUER sequência de bits, qualquer tipo digital: um texto, uma imagem, uma música, programa-fonte, etc.
2. O programa deve também medir a aleatoridade do algoritmo, conforme descrito a partir da página 9.

A chave principal $K$ com 128 bits é derivada de uma senha, como descrito a seguir (Seção 1, página 2).

# 1 Senha e chave principal $K$

**A senha $A$ a ser digitada** deve conter pelo menos **8** caracteres, com **pelo menos** 2 letras e 2 algarismos decimais;
**Geração da chave K de 128 bits a partir da senha:** se a senha $A$ digitada possuir menos que 16 caracteres (i.e., 16 bytes), a chave principal $K$ de 128 bits deve ser derivada de $A$ concatenando-se $A$ com ela própria até completar 16 bytes (128 bits).

# 2 Algoritmo de geração de subchaves

No início, este algoritmo divide os 128 bits da chave $K$ em duas variáveis de 64 bits, $L_0$ e $L_1$. A seguir expande $L_0, L_1$ para obter $L_2, L_3, ...L_{4R+2}$.

- Seja $\boxplus$ a operação de soma aritmética sobre operandos de 64 bits, módulo $2^{64}$.
- Seja $\beta \ll \alpha$ rotação (deslocamento circular) de $\alpha$ bits para a esquerda dos 64 bits de $\beta$.

- $0x(...)$ denota um valor em notação hexadecimal (*i.e.*, base 16).

**Algoritmo de geração de subchaves**

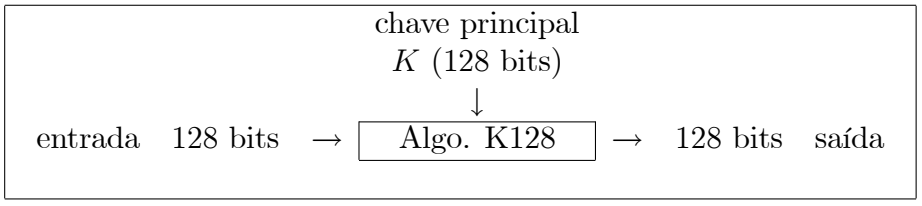
**Entrada:** Número de iterações $R$, chave principal $K$ de 128 bits.

**Saída:** $4R + 2$ subchaves de 64 bits $k_1, k_3, ...k_{4R+2}$.

1. $L_0 \leftarrow$"64 bits MAIS significativos da chave $K$"; $L_1 \leftarrow$"64 bits MENOS significativos da chave $K$, 64 bits" (* Observe se o seu computador é *little-endian* ou *big-endian* *)
2. **para** $j = 2, 3, ...4R + 2$ **faça**: $L_j \leftarrow L_{j-1} \boxplus 0x(9e3779b97f4a7151)$; (* 64 bits *)
3. $k_0 \leftarrow 0x(8aed2a6bb7e15162)$; (* 64 bits *)
4. **para** $j = 1, 2, ...4R + 3$ **faça**: $k_j \leftarrow k_{j-1} \boxplus 0x(7c159e3779b97f4a)$;
5. $i \leftarrow 0; j \leftarrow 0; A \leftarrow 0; B \leftarrow 0;$
6. **para** $s = 1, 2, 3, ...4R + 3$ **faça** {
   (a) $k_i \leftarrow (k_i \boxplus A \boxplus B) \lll 3; A \leftarrow k_i; i \leftarrow i + 1$
   (b) $L_j \leftarrow (L_j \boxplus A \boxplus B) \lll (A \boxplus B); B \leftarrow L_j; j \leftarrow j + 1$
   (c) }
7. A saída é $k_1, k_2, ...k_{4R+2}$

# 3 Definição do Algoritmo K128

Implementar o Algoritmo criptográfico K128, com **chave principal** $K$ de 128 bits, e com blocos de entrada e saída de 128 bits. Você deve **deduzir** o algoritmo inverso do K128.



O número $R$ de iterações (*rounds*) é variável, mas neste exercício você deve utilizar $R = 12$.

Cada iteração (ou round) da criptografia ou da decriptografia exige 4 subchaves de 64 bits. Para uma iteração $r$, $r = 1, ..., R$ estas 4 subchaves são chamadas $k_{4r-3}, k_{4r-2}, k_{4r-1}, k_{4r}$. A transformação final $T()$ exige duas subchaves de 64 bits, $k_{4R+1}, k_{4R+2}$.

O comprimento da chave principal $K$ é 128 bits. O número de subchaves desejado é $4R + 2 = 4 * 12 + 2 = 50$.

## 3.1 As três operações básicas

Neste projeto há três operações distintas sobre $2^{64}$ elementos (*i.e.*, oito bytes). Se $A, B, C$ denotam três elementos de 64 bits, as três operações são:

1. Ou-exclusivo (XOR) sobre 64 bits, que será representada pelo símbolo $\oplus$, *i.e.*, $A = B \oplus C$; note que $B \oplus C \oplus C = B$, ou seja, conhecendo-se $A$ e $C$ pode-se obter $B$.

2. Soma $\bmod 2^{64}$, que é equivalente à soma usual em que o bit mais à esquerda correspondente ao valor $2^{64}$ deve ser sempre igual a zero após a soma; esta operação será denotada pelo símbolo $\boxplus$, *i.e.*, $A = B \boxplus C$; note que se $\overline{C}$ é o inverso de $C$ mod $2^{64}$ (*i.e.*, $\overline{C} + C = 2^{64} = 0 \bmod 2^{64}$), então $B \boxplus C \boxplus \overline{C} = B$; ou seja, conhecendo-se $A$ e $\overline{C}$ pode-se obter $B$.

3. A terceira operação é representada pelo símbolo $\odot$, e é um pouco mais complicada que as anteriores. Seja $y = f(x)$ a função seguinte que mapeia um byte $x \in \{0,1\}^8$ para um byte $y \in \{0,1\}^8$:

$$y = f(x) = 45^x \bmod 257 \text{ ($y = 0$ se $x = 128$, pois } 45^{128} \bmod 257 = 256)$$

   Por exemplo: $45^{31} \bmod 257 = 247$

   (a) Observe que 257 é primo e 45 é gerador do corpo $GF(257)$ (**G**alois **F**ield), *i.e.*, $45^x \bmod 257$ para $x = 0, 1, 2, ..., 256$ gera todos os elementos de $GF(257)$.

   (b) A função inversa de $f()$ , $x = f^{-1}(y)$, é definida a seguir: $x = f^{-1}(y) = \log_{45} y$ ($x = 128$ se $y = 0$, para ser consistente com a operação anterior) *i.e.,* $\log_{45}(45^x \bmod 257) = x$. Por exemplo $\log_{45} 247 = 31$.

   (c) Recomendamos que estas duas funções sejam previamente calculadas e tabeladas na forma $exp[x] = y$ e $log[y] = x$ onde $exp[]$ e $log[]$ são vetores de 256 posições, para $x, y = 0, 1, 2, ..., 255$. Desta forma, economiza-se tempo, pois consultar estes vetores é mais rápido do que calcular toda vez que se necessitar de um valor. Note que uma vez calculado o valor de $exp[i]$, podemos definir $log[exp[i]] = i$.

   (d) Para $A, B, C$ de 64 bits, $A = B \odot C$ significa:

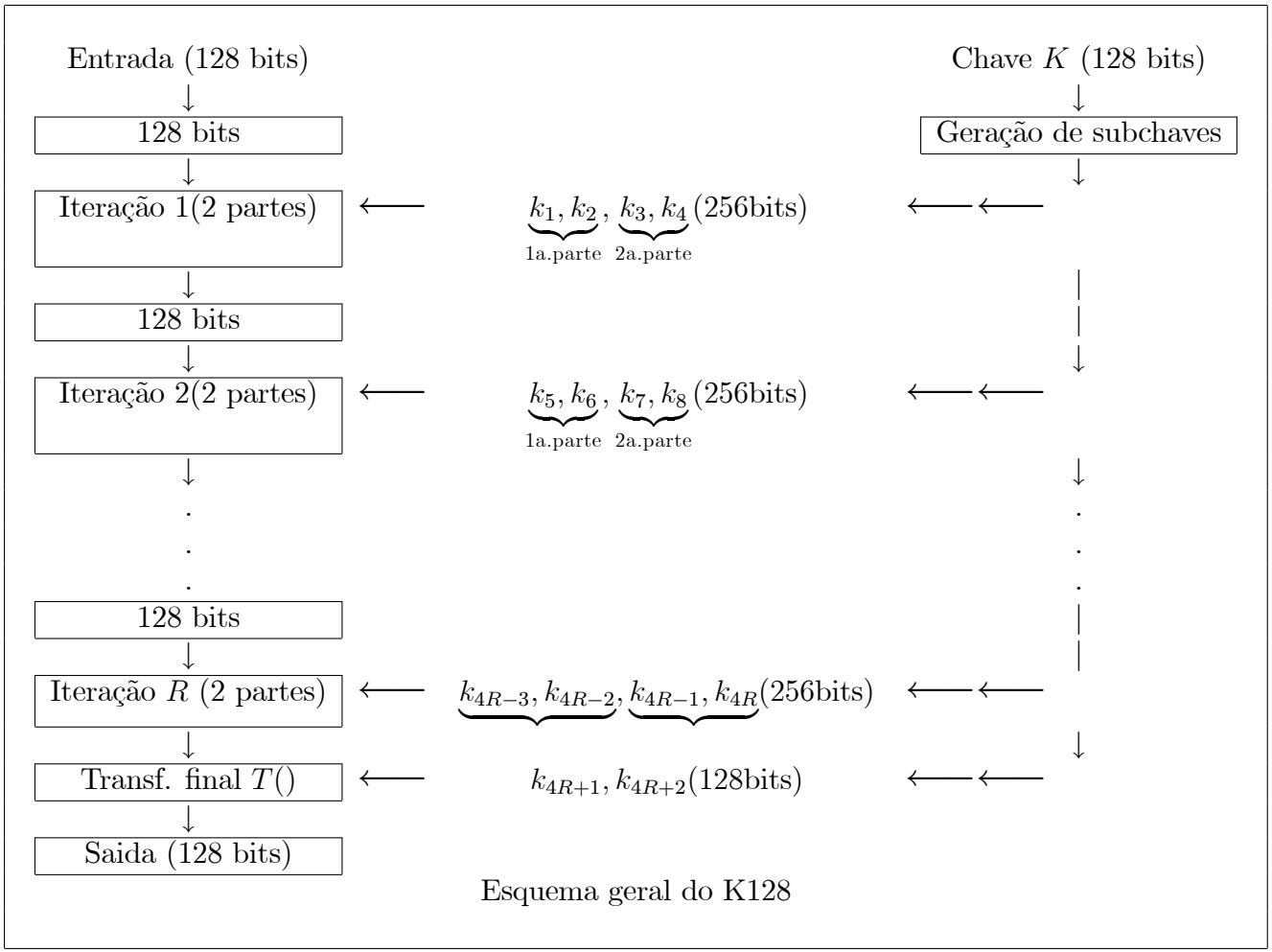
   - dividir os 64 bits de $B$ em 8 bytes de 8 bits: $B_1||B_2||B_3||B_4||B_5||B_6||B_7||B_8$; dividir da mesma forma $C$ em

$C_1||C_2||C_3||C_4||C_5||C_6||C_7||C_8$;

1. (a) • Cada byte do resultado $A = A_1||A_2||A_3||A_4||A_5||A_6||A_7||A_8 = B \odot C$ é obtido da seguinte forma: para $j = 1, 2, ...8$ : $A_j = f(B_j) \oplus f(C_j)$.

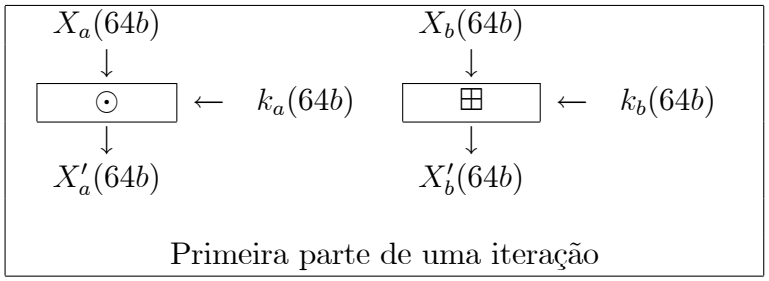
## 3.2 Uma iteração (*round*) do K128

K128 possui $R = 12$ iterações (ou *rounds*) e uma transformação final que chamaremos $T$. A transformação $T$ utiliza as últimas 2 subchaves: $k_{4R+1}, k_{4R+2}$, da maneira que descreveremos mais adiante. Cada iteração utiliza 4 subchaves e possui duas partes que descreveremos a seguir.




### 3.2.1 Primeira parte de uma iteração

Esta parte utiliza 2 subchaves que chamaremos $k_a, k_b$. A sua entrada é de 128 bits, tratada como 2 subentradas de 64 bits que chamaremos $X_a, X_b$. Após certas operações aplicadas sobre esta entrada, a sua saída será constituída de novas versões destes $X_a, X_b$ que chamaremos $X'_a, X'_b$, total de 128 bits  Na primeira iteração, $k_a = k_1, k_b = k_2$, e na segunda iteração $k_a = k_5, k_b = k_6$, e assim por diante.



Primeira parte de uma iteração

As operações são as seguintes:

1. $X'_a$ é $X_a \odot k_a$
2. $X'_b$ é $X_b \boxplus k_b$

Note que o resultado desta parte, em ordem, é $X'_a, X'_b$.

Observe que estas 2 operações são inversíveis. Para se obter $X_a$ a partir de $X'_a$ basta termos calculado previamente a inversa multiplicativa $k_a^{-1}$pois $X'_a \odot k_a^{-1} = X_a \odot k_a \odot k_a^{-1} = X_a$. E para se obter $X_b$ a partir de $X'_b$ basta termos calculado previamente a inversa aditiva $\overline{k_b}$, pois $X'_b \boxplus \overline{k_b} = X_b \boxplus k_b \boxplus \overline{k_b} = X_b$.

### 3.2.2 Segunda parte de uma iteração

Essa parte utiliza 2 subchaves que chamaremos $k_e, k_f$. Sua entrada é a saída da primeira parte, de 128 bits, tratada de novo como 2 subentradas de 64 bits que chamaremos $X_e, X_f$. Após outras operações aplicadas sobre esta entrada, sua saída será constituída de novas versões destes $X_e, X_f$ que chamaremos $X'_e, X'_f$. Na primeira iteração, $k_e = k_3, k_f = k_4$, e na segunda iteração $k_e = k_7, k_f = k_8$ , e assim por diante.

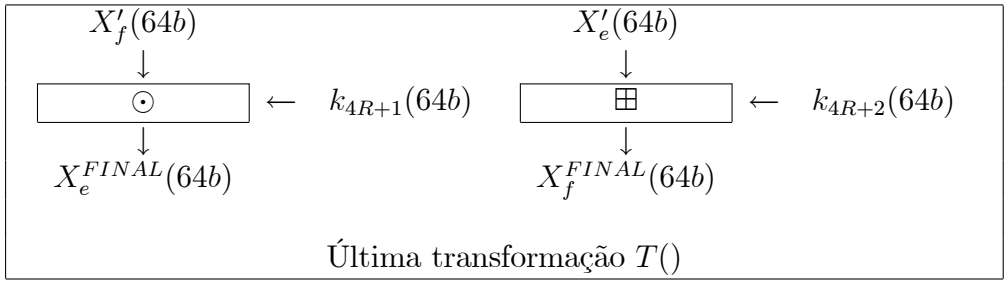
1. Inicialmente é calculado um valor intermediário chamado $Y_1$ da seguinte forma: $Y_1 = X_e \oplus X_f$
2. A seguir outros dois valores intermediários chamados $Y_2$ e $Z$ são calculados:
   (a) $Y_2 = [(k_e \odot Y_1) \boxplus Y_1] \odot k_f$
   (b) $Z = (k_e \odot Y_1) \boxplus Y_2$
3. E os valores $X'_e, X'_f$ são calculados da seguinte maneira:
   (a) $X'_e = X_e \oplus Z$
   (b) $X'_f = X_f \oplus Z$

### 3.2.3 A última transformação $T$

Após $R = 12$ iterações da primeira e segunda partes como descrito acima, o resultado $X'_e, X'_f$ é fornecido como entrada para a última transformação $T$.

Como mencionado anteriormente, a transformação $T$ utiliza as últimas 2 subchaves: $k_{4R+1}, k_{4R+2}$. E esta tranformação é semelhante à primeira parte de uma iteração, exceto que $k_{4R+1}$ é aplicado sobre $X'_f$ e $k_{4R+2}$ é aplicado sobre $X'_e$:

1. $X_e^{FINAL}$ é $X'_f \odot k_{4R+1}$
2. $X_f^{FINAL}$ é $X'_e \boxplus k_{4R+2}$




# 4 Execução na linha de comando

O seu programa deve ser executado na linha de comando, com parâmetros relevantes, em um dos seguintes modos: (se houver a opção -a após a senha, o programa deve gravar **brancos** no lugar do arquivo de entrada e deletá-lo, o *default* é não efetuar o apagamento)

- Modo (1) Para criptografar arquivos:
  programa -c -i <arquivo de entrada> -o <arquivo de saída> -p <senha> -a
- Modo (2) Para decriptografar arquivos:
  programa -d -i <arquivo de entrada> -o <arquivo de saída> -p <senha>
- Modo (3) Para calcular aleatoriedade pelo método 1 (item 1 abaixo, Seção 7, na página 9.
  programa -1 -i <arquivo de entrada> -p <senha>
- Modo (4) Para calcular aleatoriedade pelo método 2 (item 2 abaixo, Seção 7, na página 9.):
  programa -2 -i <arquivo de entrada> -p <senha>

# 5 O que o programa deve fazer

O seu programa deve ler do disco o arquivo de entrada Entra, que pode ser QUALQUER sequência de bits (música, figura, texto, etc.), e deve gravar o arquivo de saída Sai correspondente a Entra criptografado ou decriptografado com a senha $A$, no modo CBC (Cipher Block Chaining, veja Seção 6), que consiste em encadear um bloco de 128 bits com o bloco anterior criptografado da maneira vista em aula, e também descrito no livro-texto Segurança de Dados (RT).

O seu programa deve também efetuar os itens 1 e 2 descritos no final deste enunciado, Seção 7, na página 9.

# 6 Modo CBC e testes

As regras a seguir devem ser satisfeitas:

1. No modo CBC, utilizar bits iguais a UM como Valor Inicial.
2. O programa deve ser testado com pelo menos dois arquivos Entra. Por exemplo, o seu próprio programa-fonte. Teste não só com arquivos-texto como com arquivos binários; por exemplo, com algum código executável, ou MP3, ou JPEG, etc..
3. Um programa-exemplo de leitura e gravação de arquivo em HD/disco rígido estará disponível na página da disciplina.
4. Se o último bloco a ser criptografado não possuir comprimento igual a 128 bits, completá-lo com bits iguais a UM, seguido pelo comprimento do arquivo original Entra. Se for o caso, um *último* bloco extra criptografado de Sai deve conter o comprimento do arquivo original Entra.
5. Verifique se o arquivo decriptografado Sai possui o mesmo comprimento que o arquivo original Entra.

# 7 Medidas de aleatoridade - entropia

Seja $VetEntra$ um vetor lido de um arquivo de entrada para a memória principal com pelo menos 512 bits (i.e., pelo menos 4 blocos de 128 bits, de modo que

$$VetEntra = Bl(1)||Bl(2)||Bl(3)||Bl(4)||...,$$

sendo cada bloco $Bl()$ de 128 bits e $|VetEntra| \geq 4 * 128 = 512$).

Para $j = 1, 2, ..., |VetEntra|$ fazer o seguinte:

1. alterar apenas na memória interna (RAM) só o $j$-ésimo bit do vetor $VetEntra$ de cada vez, obtendo um **outro vetor** na memória interna, chamado $VetAlter$, para $j = 1, 2, 3, ...$ tal que $|VetEntra| = |VetAlter|$; isto é, $VetEntra$ e $VetAlter$ só diferem no $j$-ésimo bit, mas são de igual comprimento. No caso de apenas 4 blocos, tem-se $j = 1, 2, 3, ...512$. Por exemplo, no caso de 8 bits em cada bloco, um único bit alterado na posição $j = 2$, tem-se $Bl(1) = 01110101$, $BlAlter(1) = 00110101, ...$ e

$$VetEntra = BlAlter(1)||BlAlter(2)||... = 01110101||...$$

$$VetAlter = BlAlter(1)||BlAlter(2)||... = 00110101||...$$

ou seja, os blocos diferem só no bit na posição 2, e então $Hamming(VetEntra, VetAlter) = 1$.

2. seja $VetEntraC = BlC(1)||BlC(2)||BlC(3)||BlC(4)||...$ o vetor $VetEntra$ criptografado pelo K128 no modo CBC. E seja

$$VetAlterC = BlAlterC(1)||BlAlterC(2)||BlAlterC(3)||BlAlterC(4)||...$$

o vetor $VetAlter$ criptografado pelo K128 no modo CBC.

3. para $k = 1, 2, 3, ...$, medir a distância de Hamming, **separadamente**, entre **cada** bloco $BlC(k)$ e $BlAlterC(k)$, sendo ambos de 128 bits, $BlC(k)$ do vetor $VetEntraC$ e o correspondente bloco $BlAlterC(k)$ do vetor $VetAlterC$. Para 4 blocos de 128 bits, tem-se 4 medidas de distância, para cada $j = 1, 2, 3, ...$, sendo cada medida chamada, digamos, $H(k)$, para cada par de blocos $BlC(k), BlAlterC(k)$. Ou seja, para 4 blocos tem-se $k = 1, 2, 3, 4$, e para cada $j = 1, 2, 3, ...$, $H(k)$ =Hamming$(BlC(k), BlAlterC(k))$. Veja ilustração na página 11.

4. estas medidas de distância de Hamming $H(k)$ devem ser acumuladas em somas chamadas, digamos, $SomaH(k)$. Para 4 blocos de 128 bits, tem-se 4 somas cumulativas, sendo que:

   (a) $SomaH(1)$ acumula 128 valores de $H(1)$ correspondentes a $j = \underbrace{1, 2, 3..., 128}_{\text{bloco 1}}$ (para $j > 128$ $H(1) = 0$ pois $BlC(1) = BlAlterC(1)$ ). Veja ilustração na página 11.

   (b) $SomaH(2)$ acumula $2 * 128 = 256$ valores de $H(2)$ correspondentes a $j = \underbrace{1, 2, 3..., 128}_{\text{bloco 1}}, \underbrace{129..., 256}_{\text{bloco 2}}$ (para $j > 2 * 128$ $H(2) = 0$ pois $BlC(2) = BlAlterC(2)$ e $H(1) = 0$ pois $BlC(1) = BlAlterC(1)$ ). Veja ilustração na página 12.

   (c) $SomaH(3)$ acumula $3 * 128 = 384$ valores de $H(3)$ correspondentes a $j = 1, 2, 3...., 384$

   (d) $SomaH(4)$, acumula $4 * 128 = 512$ valores de $H(4)$ correspondentes a $j = 1, 2, 3..., 512$.

5. de forma análoga às somas $SomaH(k)$, o programa deve calcular os valores mínimo e máximo de $H(1), H(2), ...$

| | | | | |
|---|---|---|---|---|
| $VetEntra =$ | $Bl(1)$ | $Bl(2)$ | $Bl(3)$ | $Bl(4)$ |
| Aplica algoritmo em CBC | K128(K) | K128(K) | K128(K) | K128(K) |
| $VetEntraC$ (criptografado)= | $BlC(1) = A$ | $BlC(2) = B$ | $BlC(3) = C$ | $BlC(4) = D$ |
| | | | | |
| $VetAlter =$ | $BlAlter(1)$ | $BlAlter(2)$ | $BlAlter(3)$ | $BlAlter(4)$ |
| Aplica algoritmo em CBC | K128(K) | K128(K) | K128(K) | K128(K) |
| $VetAlterC$ (criptografado)= | $BlAlterC(1) = A'$ | $BlAlterC(2) = B'$ | $BlAlterC(3) = C'$ | $BlAlterC(4) = D'$ |
| Posição do único bit alterado | $j = 1, 2, ...128$ | $j = 129, ...256$ | $j = 257, ...384$ | $j = 385, ...512$ |
| | | | | |
| Distância de Hamming | $H(1) = Ham(A, A')$ | $H(2) = Ham(B, B')$ | $H(3)Ham(C, C')$ | $H(4)Ham(D, D')$ |
| Núm.de valores de $H(k)$ | 128 | 256 | 384 | 512 |
| Soma acumulada de $H(k)$ | $SomaH(1)$ | $SomaH(2)$ | $SomaH(3)$ | $SomaH(4)$ |
| Máximo e Mínimo de $H(k)$ | $Max(1), Min(1)$ | $Max(2), Min(2)$ | $Max(3), Min(3)$ | $Max(4), Min(4)$ |

Tabela geral de valores para as medidas de aleatoridade do algoritmo K128

| | | | | |
|---|---|---|---|---|
| $VetEntra =$ | $Bl(1)$ | $Bl(2)$ | $Bl(3)$ | $Bl(4)$ |
| Aplica algoritmo em CBC | K128(K) | K128(K) | K128(K) | K128(K) |
| $VetEntraC$ (criptografado)= | $BlC(1) = A$ | $BlC(2) = B$ | $BlC(3) = C$ | $BlC(4) = D$ |
| | | | | |
| $VetAlter =$ | $BlAlter(1) = Bl(1)$ | $BlAlter(2)$ | $BlAlter(3)$ | $BlAlter(4)$ |
| Aplica algoritmo em CBC | K128(K) | K128(K) | K128(K) | K128(K) |
| $VetAlterC$ (criptografado)= | $BlAlterC(1) = A' = A$ | $BlAlterC(2) = B'$ | $BlAlterC(3) = C'$ | $BlAlterC(4) = D'$ |
| Posição do único bit alterado | | $j = 129, ...256$ | | |
| | | | | |
| Distância de Hamming | $H(1) = Ham(A, A') = 0$ | $H(2) = Ham(B, B')$ | $H(3) = Ham(C, C')$ | $H(4) = Ham(D, D')$ |
| Núm.de valores de $H(k)$ | 128 | 256 | 384 | 512 |
| Soma acumulada de $H(k)$ | $SomaH(1)$ | $SomaH(2)$ | $SomaH(3)$ | $SomaH(4)$ |
| Máximo e Mínimo de $H(k)$ | $Max(1), Min(1)$ | $Max(2), Min(2)$ | $Max(3), Min(3)$ | $Max(4), Min(4)$ |

Tabela, para $j = 129, ...256$, de valores para as medidas de aleatoridade do algoritmo K128

| | | | | |
|---|---|---|---|---|
| $VetEntra =$ | $Bl(1)$ | $Bl(2)$ | $Bl(3)$ | $Bl(4)$ |
| Aplica algoritmo em CBC | K128(K) | K128(K) | K128(K) | K128(K) |
| $VetEntraC$ (criptografado)= | $BlC(1) = A$ | $BlC(2) = B$ | $BlC(3) = C$ | $BlC(4) = D$ |
| | | | | |
| $VetAlter =$ | $BlAlter(1) = Bl(1)$ | $BlAlter(2) = Bl(2)$ | $BlAlter(3)$ | $BlAlter(4)$ |
| Aplica algoritmo em CBC | K128(K) | K128(K) | K128(K) | K128(K) |
| $VetAlterC$ (criptografado)= | $BlAlterC(1) = A' = A$ | $BlAlterC(2) = B' = B$ | $BlAlterC(3) = C'$ | $BlAlterC(4) = D'$ |
| Posição do único bit alterado | | | $j = 257, ...384$ | |
| | | | | |
| Distância de Hamming | $H(1) = Ham(A, A') = 0$ | $H(2) = Ham(B, B') = 0$ | $H(3) = Ham(C, C')$ | $H(4) = Ham(D, D')$ |
| Núm.de valores de $H(k)$ | 128 | 256 | 384 | 512 |
| Soma acumulada de $H(k)$ | $SomaH(1)$ | $SomaH(2)$ | $SomaH(3)$ | $SomaH(4)$ |
| Máximo e Mínimo de $H(k)$ | $Max(1), Min(1)$ | $Max(2), Min(2)$ | $Max(3), Min(3)$ | $Max(4), Min(4)$ |

Tabela, para $j = 257, ...384$, de valores para as medidas de aleatoridade do algoritmo K128

No final o programa deve imprimir uma tabela contendo os valores **máximos, mínimos e médios** das distâncias de Hamming entre **cada** bloco criptografado de 128 bits $BlC(k)$ e $BlAlterC(k)$, conforme o Algoritmo K128, no modo CBC. Para 4 blocos de 128 bits, o programa deve imprimir 4 valores máximos, 4 mínimos, e 4 médios.

Opcionalmente, o programa calcula e imprime os 4 valores de desvio padrão de cada bloco: para $x_1, x_2, ..., x_N$, o desvio padrão é $\partial = \sqrt{\frac{\sum_{i=1}^{N}(x_i - \overline{x})^2}{N-1}}$, onde $\overline{x}$ denota a média.

Note que: $(x_i - \overline{x})^2 = (x_i)^2 - 2x_i \times \overline{x} + (\overline{x})^2$, e então $\sum_{i=1}^{N}(x_i - \overline{x})^2 = \sum_{i=1}^{N}(x_i)^2 - 2\overline{x}\sum_{i=1}^{N} x_i + N \times (\overline{x})^2$. Ou seja, basta calcular $\sum_{i=1}^{N} x_i$ para calcular $\overline{x}$, e calcular $\sum_{i=1}^{N}(x_i)^2$ para calcular $\partial$.

O seu programa deve também efetuar os itens seguintes:

Item 1: Medir a aleatoriedade (entropia) do K128 na forma descrita acima.

Item 2: Efetuar o Item 1 uma outra vez, mas trocando a alteração do $j$-ésimo bit por alteração simultânea do $j$-ésimo e do $(j + 8)$-ésimo bits. Isso detetaria uma provável compensação de bits na saída, devido a dois bytes consecutivos alterados na entrada.

FIM