Cibersegurança (CS) **Exercícios e implementações.**

Módulo I - **Mecanismos para proteção da informação**

Conteúdo:

I Exercícios sobre cifras clássicas;

II Exercícios sobre aritmética modular;

III Exercícios/implementações sobre cifras assimétricas;

IV Exercícios/implementações sobre cifras simétricas.

V Exercícios/implementações sobre integridade, autenticação e não repúdio.

A avaliação prática do Módulo I - Mecanismos para proteção da informação, da U.C. de CiberSegurança, consiste **na entrega de três implementações, uma de cada lista III, IV e V**, preferentemente en Python3, até o dia **10 de outubro de 2022**, pelas 18h00. As implementações devem incluir, **obrigatoriamente**, testes que verifiquem os resultados obtidos na primeira parte correspondente. As listas de exercícios I e II (Cifras clássicas e Aritmética Modular) não incluem implementações mas unicamente exercícios modelo para o exame final.

⇝ **Não serão aceites entregas do trabalho prático durante o período letivo dos outros módulos. Existirá um segundo período de entrega do trabalho prático do módulo 1, com penalização de 20%, após o fim das aulas.**

Recomenda-se aos alunos resolver todos os exercícios/problemas, não só aqueles que sejam entregues para correção, pois servem de de apoio à compreensão da matéria e de modelo para as questões do exame final.

Salienta-se que as implementações das cifras solicitadas nesta lista têm como intuito a compreensão dos mecanismos de cifra e não devem ser usadas **NUNCA** no âmbito profissional.

I. Cifras clássicas

I.1 A cítala espartana.

Recorde-se que cifra de permutação definida por uma cítala espartana é uma cifra de transposição, definida colocando o texto limpo numa matriz com colunas com uma altura determinada (dependente da espessura da cítala). O texto cifrado é o obtido a partir da leitura vertical das colunas.

Dado o texto limpo

abatalhacomospersasteralugarnodesfiladeirodastermopilas

(a) obtenha o texto cifrado usando uma cítala espartana com espessura de 4 caracteres;

(b) obtenha o texto cifrado usando uma cítala espartana com espessura de 6 caracteres.

I.2 **Uma cifra mono-alfabética.**

O texto infra foi cifrado com uma cifra de substituição mono-alfabética gerada aleatoriamente:

LFIZLJCMEMELPFLJJHRCBCWZHJVCDEMELFIHSHKLKLRJLVHDHBLKJLSLWELKHVH

RHILRMDNFCKVHIKFHZJCILCJHBCVMJCHRMDVJHMZLJBLJKMCIZLJCMPHWHRVCR

MEFJHDVLHSHVHWYHLKZCMLKJLSLWELKRMDKLPFLIJMFSHJMKZWHDMKKLRJLVM

KEHHJIHELRCKCBHEMCIZLJCMHLKVJLWHEHIMJVLFIHLKVHRHMLKZHRCHWSWCDE

HEHRMIZMELJKFTCRCLDVLZHJHELKVJFCJFIZWHDLVHCDVLCJM

Encontre o texto em claro original, usando os meios que entender (implementação da análise de frequências, uso de *scripts* já implementados on-line ...).

I.3 **A cifra de Alberti.**

Recorde-se que a cifra de Alberti está baseada em dois discos articulados, com as seguintes sequências de 24 caracteres:

disco exterior - texto limpo: "ABCDEFGILMNOPQRSTVXZ1234"

disco interior - texto cifrado: "acegklnprtvz&xysomqihfdb"

(a) Dado o texto limpo

cifraoriginal

obtenha um texto cifrado usando a cifra de Alberti com chave "g".

Observe que, na cifra de Alberti, o emissor escolhe a posição inicial dos discos e os momentos de alteração do alfabeto, e coloca essa informação no texto cifrado. Recorde também que, na cifra de Alberti, não é usada a convenção de usar minúsculas para o texto limpo e maiúsculas para o texto cifrado e que j e u cifravam como i e v, respetivamente.

(b) Dado o texto cifrado

AlvrMrqlrZsysVhvq

obtenha o texto limpo original supondo que a letra chave é "g".

I.4 **A cifra de Belaso-Vigènere.**

Recorde-se que a cifra de sustituição poli-alfabética de Belaso-Vigenère usa uma palavra chave para trocar entre os alfabetos de deslocação definidos pela *Tabua Recta*. Dado o texto limpo

primeiracifrapolialfabeticacomtrocadechave

obtenha o texto cifrado usando a cifra de Belaso-Vigenère e como chave ZAR

I.5 **Auto-chave de Vigenère**

Recorde-se que a cifra de auto-chave de Vigenère é uma cifra *stream* baseada na *Tabula Recta* que utiliza um caracter como chave inicial e depois cifra usando consecutivamente os caracteres do próprio texto limpo.

Cifre o texto em claro

aideiamaisbrilhantedevigenere

usando a cifra de auto-chave de Vigenere com chave inicial B.

II. Aritmética modular e estruturas algébricas

II.1 O algoritmo extendido de Euclides

Recorde-se que o algoritmo de Euclides permite, dados dois números inteiros a, b, ou dois polinómios com coeficientes num corpo, encontrar o seu máximo comum divisor $d = \gcd(a, b)$ e coeficientes de Bezout, isto é, os inteiros/polinómios x, y que verificam

$$ax + by = d$$

o que permite calcular o inverso de a, módulo b, no caso em que a e b são primos entre sim.

(a) Determine, usando o algoritmo de Euclides e indicando todos os passos, o $d = \gcd(26, 7)$ e os coeficientes x, y que verificam $d = 26x + 7y$. Deduza o inverso módulo 26 de 7.

(b) Determine, usando o algoritmo de Euclides e indicando todos os pasos, o máximo comum divisor e os coeficientes de Bezout dos polinómios com coeficientes em $\mathbf{Z}_3$

$$a(x) = 1 + x + x^3, \quad b(x) = 1 + 2x^2 + x^3$$

II.2 Inversos módulo n e potências e função de Euler

Recorde-se que a^k está definido para todo o $a \in \mathbf{Z}_n$, se $k > 0$, e para a invertível se $k \leq 0$ e que $\phi(n)$ denota a função de Euler de um inteiro positivo n.

(a) Calcule, usando o método de quadrados repetidos e **sem apoio computacional**, as seguintes potências:

i. 7^{50} em $\mathbf{Z}_{15}$;
ii. 8^{2020} em $\mathbf{Z}_9$;
iii. 10^8 em $\mathbf{Z}_{35}$;
iv. 10^{44} em $\mathbf{Z}_{13}$.

(b) Determine $\phi(n)$ para $n = 15, 9, 35, 18$. Deduza o número de elementos invertíveis em $\mathbf{Z}_{15}$, $\mathbf{Z}_9$ e $\mathbf{Z}_{35}$.

(c) Determine, usando o teorema de Euler, os inversos modulares:

i. 7^{-1} em $\mathbf{Z}_{15}$;
ii. 8^{-1} em $\mathbf{Z}_9$;
iii. 10^{-1} em $\mathbf{Z}_{35}$;
iv. 5^{-1} em $\mathbf{Z}_{18}$

II.3 Equações de curvas elípticas e de retas módulo p

Considere o primo $p = 7$, e a equação

$$y^2 \equiv x^3 + 5x + 1 (\bmod 7) \qquad (*)$$

(a) Verifique que os pontos

$$A(0, 6) \qquad \text{e} \qquad B(1, 0)$$

satisfazem a equação anterior (módulo 7)

(b) Determine os 7 pontos da reta r módulo 7 definida por A e por B;

(c) Determine os pontos da reta que verificam a equação (*).

III. Cifras assimétricas

III.1 Parâmetros e cifra RSA

(a) Considere os primos $p = 5$ e $q = 11$ e o módulo $n = 55$. Sem apoio computacional,

i. determine uma chave pública e uma chave privada para a cifra RSA a partir de p,q e n indicados.

ii. cifre o texto claro $x = 13$ com a chave pública obtida e verifique, a partir do texto cifrado, que a chave privada decifra adequadamente.

(b) [**Implementação**] Implemente a função `keys_rsa` com as seguintes especificações:

- Argumentos: dois números primos `p,q`
- Retorno: chaves pública `k=(n,e)` e privada `K=(n,d)` necessárias na cifra RSA.

O *script* deve incluir testes de cifrado e de decifrado RSA com as verificações da alínea anterior. Note-se que, no caso do Pyhton3, a cifra a partir dos parâmetros e do texto claro, consiste simplesmente em usar a função *built-in* `pow(x,e,n)`, para calcular $x^e \bmod n$ e $y^d \bmod n$.

III.2 Protocolo de Diffie-Hellman

O protocolo de intercâmbio de chaves de Diffie e Hellman permite estabelecer uma chave secreta entre duas entidades através de um canal aberto.

(a) Considere o primo $p = 13$ e $\alpha = 6$.

i. Verifique que $\alpha = 6$ é um gerador multiplicativo de $\mathbf{Z}_p$.

ii. Suponha que as chaves secretas de Alice e Bob são respetivamente $x = 4$ e $y = 2$. Determine a chave partilhada K de Alice e Bob calculada através do protocolo DH.

(b) [**Implementação**] Implemente duas funções `chave_partilhada_DH` e `hack_DH`, com as seguintes especificações:

- A função `chave_partilhada_DH` tem como argumentos: `p` (um número primo), `alpha` (um gerador multiplicativo de $\mathbf{Z}_p^*$), `x`, `y` (chaves privadas de Alice e Bob) e como retorno: `K` (a chave secreta partilhada).
- A função `hack_DH` tem como argumentos: `p` (um número primo), `alpha` (gerador multiplicativo módulo p), `mensagemA` (um inteiro módulo p), `mensagemB` (um inteiro módulo p), e como retorno `x,y` (inteiros, as chaves privadas de A e B, ou seja, iguais aos expoentes x, y tais que α^x=`mensagemA` e α^y=`mensagemB`).

O *script* deve incluir testes com as verificações da alínea anterior.

III.3 Geradores multiplicativos módulo p (raízes primitivas módulo p)

As primitivas criptográficas baseadas no logaritmo discreto módulo um primo p precisam da determinação de um gerador multiplicativo módulo p (ou *raíz primitiva módulo* p).

Um algoritmo que permite determinar se α é um gerador multiplicativo módulo p consiste em calcular $\alpha^{\phi(p)/p_i}$ módulo p, para cada factor primo de $\phi(p)$. Tem-se que $\alpha^{\phi(p)/p_i} \neq 1 \bmod p$, para cada p_i, se e só se α é um gerador multiplicativo.

(a) Considere o primo $p = 11$. Quais são os primos p_1, p_2 que aparecem na fatorização de $\phi(p)$?

i. Seja $\alpha = 2$, determine α^{p_1} e α^{p_2} módulo 11 para os primos p_1, p_2 anteriores. É $\alpha = 2$ um gerador multiplicativo módulo 11?

ii. Seja $\alpha = 3$, determine α^{p_1} e α^{p_2} módulo 11 para os primos p_1, p_2 anteriores. É $\alpha = 3$ um gerador multiplicativo módulo 11?

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `e_raiz_primitiva` com as seguintes especificações:

- A função `e_raiz_primitiva` tem como argumentos um primo `p` e um inteiro α, com $2 \leq \alpha \leq \phi(p)$, e como retorno um booleano `True` (resp. `False`) se α é (resp. não é) um gerador multiplicativo módulo p.

$\rightsquigarrow$ Pode usar, por exemplo, o método `sympy.primefactors()` de Sympy para calcular os fatores primos $\phi(p)$ necessários no algoritmo anterior.

O *script* deve incluir, pelo menos, testes com as verificações da alínea (a).

III.4 Cifra ElGamal

(a) Considere o primo $p = 17$. Sem apoio computacional,

i. Verifique que 10 é um gerador multiplicativo de $\mathbf{Z}_{17}^*$.

ii. Determine uma chave pública e uma chave privada para a cifra ElGamal com $p = 17$ e $\alpha = 10$.

iii. Cifre o texto claro $x = 4$ com a chave pública obtida e verifique, a partir do texto cifrado, que a chave privada decifra adequadamente.

(b) [**Implementação**] Implemente duas funções `cifra_elgamal` e `decifra_elgamal` com as seguintes especificações:

- A função `cifra_elgamal` tem como argumentos um texto claro `x` e uma chave pública `(p,alpha,beta)` e como retorno o texto cifrado `(y,z)` com a cifra ElGamal;
- A função `decifra_elgamal` tem como argumentos um texto cifrado `(y,z)` e uma chave privada ElGamal `(p,a)` e como retorno o texto claro decifrado com a chave privada.

III.5 Adição na curva elíptica $y^2 \equiv x^3 - 7x + 10 (\mathbf{mod}\, p)$

Recorde-se que os algoritmos de cifrado baseados no logaritmo discreto podem ser definidos usando a estrutura de grupo de uma curva elíptica.

- Considere o primo $p = 19$, verifique que os pontos

$$A(7,0) \qquad \text{e} \qquad B(1,2)$$

  pertencem a esta curva elíptica e calcule $2A$ e $A + B$.

- [**Implementação**] Implemente uma função `potencia_curva` com as seguintes especificações:
  - Argumentos: `A,B`, (dois pontos com coordenadas em $\mathbf{Z}_{19}$);
  - Retorno: `A+B` (coordenadas do ponto soma, considerando a operação na curva elíptica).

IV. Cifras simétricas

IV.1 Cifra de Vernam e geração de *keystream* por LFSR

Recorde-se que a Cifra de Vernam é uma cifra stream que realiza um XOR do texto claro (em bits) com a *keystream* correspondente e que os LFSR são mecanismos de geração de chaves usando relações de recorrência.

(a) Considere a LFSR de comprimento 3 definida pela relação de recorrência:

$$k_i = k_{i-2} + k_{i-3}$$

e o texto claro

$$010101010.$$

Dados os valores iniciais $k_0 = 0$, $k_1 = 1$, $k_2 = 1$ para o LFSR e determine os primeiros 9 termos da *keystream* gerados. Use esta *keystream* para cifrar, com a cifra de Vernam, o texto claro anterior.

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `gerador_lfsr` que, a partir de uma relação de recorrência e dos dados inciais, gera uma *keystream* de determinado comprimento. Mais precisamente, `gerador_lfsr` deverá ser uma função com:

- Argumentos: `relacao` (sequência bits de comprimento), `sequencia_inicial` (sequência de bits com o mesmo comprimento) e `length_key` (tamanho da key stream desejada)
- Retorno: `key_stream` (sequência de bits de comprimento `length_key`)

Note que uma relação de recorrência, em bits, que relacione um elemento r com os r bits anteriores pode representar-se efetivamente através de uma sequência de r bits. Por exemplo:

$$k_i = k_{i-1} + k_{i-2} \leftrightarrow (11) \quad k_i = k_{i-2} + k_{i-3} \leftrightarrow (011) \quad k_i = k_{i-2} + k_{i-4} + k_{i-5} \leftrightarrow (01011)$$

IV.2 Comparação de cifras de substituição em *bytes*

Consideremos as seguintes cifras de substituição em blocos de 8-bits (bytes):

- A cifra definida pelo XOR-bitwise, denotada por $\oplus$;
- A cifra definida pela adição módulo 2^2, nos sub-blocos de 2 bits, denotada por $\boxplus_2$;
- A cifra definida pela adição módulo 2^4, nos sub-blocos de 4 bits, denotada por $\boxplus_4$;
- A cifra definida pela adição módulo 2^8, denotada por $\boxplus_8$.

(a) Dado o texto claro

$$m = 11111110$$

e a chave $k = 11010101$ indique:

i. O texto cifrado obtido usando o XOR-bitwise e a chave k;
ii. O texto cifrado obtido usando o $\boxplus_2$ e a chave k;
iii. O texto cifrado obtido usando o $\boxplus_4$ e a chave k;
iv. O texto cifrado obtido usando o $\boxplus_8$ e a chave k

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `cifras_sustituicao_bytes` que permita realizar, a partir de uma chave K, as quatro sustituições anteriores. Mais precisamente, a função deverá ter:

- Argumentos: `byte` (sequência de 8 bits), `n` (com $n = 1, 2, 4, 8$, que indica a operação a realizar, XOR, $\boxplus_2$,$\boxplus_4$ e $\boxplus_8$ respectivamente) e uma chave k.

- Retorno: `cifra_byte`(sequência de 8 bits, obtida pela susbtituição definida pelo `n`).

IV.3 Paddings - blocos de n bits

Os métodos de preenchimento, *paddings*, para blocos de n bits mais usados são o **OneAndZeroes** e o **Trailing Bit Complement**.

(a) Considere os array de bits

$$\begin{aligned} \text{m} &= 00101111101 \\ \text{m'} &= 01011111 \end{aligned}$$

i. Realize o *padding* dos arrays m e m' usando o OneAndZeroes para blocos de 8-bits;
ii. Realize o *padding* do arrays m e m' usando o TrailingBitComplement para blocos de 8-bits.

Dado o array de 16 bits

$$m'' = 0000111100001111,$$

indique:

i. O array original se m'' for o resultado de um **OneAndZeroes** para blocos de 4 bits;
ii. O array original se m'' for o resultado de um **TrailingBitComplement** para blocos de 4-bits.

(b) [**Implementação**] Implemente quatro funções, `padd_oneandzeroes`, `padd_trailingbitcom`, `unpadd_oneandzeroes` e `unpadd_trailingbitcom`, que permitam realizar os *paddings* e *unpaddings* OneAndZeroes e TrailingBitComplement. Mais precisamente, cada uma das funções deverá ter:

- Argumentos: `sequencia_bits` (sequência de bits) e `n_bits` (comprimento n de cada bloco do *padding*)
- Retorno: `sequencia_pad`(sequência de bits, com o preenchimento completo).

IV.4 Cifra de Hill, módulo 2, e modos de operação ECB e CBC

A cifra de Hill, módulo 2, por blocos de comprimento n, cifra um texto claro no alfabeto $\{0, 1\}$ (bits) multiplicando os blocos de comprimento n por uma matriz quadrada de ordem n, invertível módulo 2.

(a) Considere o texto claro 01001101 e a matriz chave

$$K = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 0 & 1 \end{bmatrix}.$$

i. Cifre o texto em claro, usando uma cifra de Hill de 2-blocos, com o modo de operação ECB, e a matriz chave K.
ii. Cifre o mesmo texto em claro usando a mesma matriz chave mas o modo de operação CBC, com bloco inicial $IV = 01$.

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `cifra_hill_mod2` que permita realizar a cifra de Hill por blocos de n-bits, no modo CBC, de um texto em claro de r-bits (com r múltiplo de n), a partir de uma matriz chave K. Mais precisamente, `cifra_hill_mod2` deverá ser uma função com:

- Argumentos: `n` (comprimento de cada bloco), `matriz_chave`, `texto_limpo` (sequência de bits com comprimento múltiplo de n), `bloco_inicial`;
- Retorno: `texto_cifrado` (sequência de bits, com comprimento múltiplo de `n`)

IV.5 Cifra de Hill, módulo 16 (hexadecimal)

A cifra de Hill, módulo 16, por blocos de comprimento n, cifra um texto claro em $\mathbf{Z}_{16}$ (alfabeto hexadecimal) multiplicando os blocos de comprimento n por uma matriz quadrada de ordem n, invertível módulo 16.

(a) Considere o texto claro $AB08F12C$ e a matriz chave

$$K = \begin{bmatrix} 3 & F \\ 0 & 1 \end{bmatrix}.$$

i. Cifre o texto em claro, usando uma cifra de Hill de 2-blocos e matriz chave K.

ii. Verifique que a matriz inversa de K, módulo 16, é $K = \begin{bmatrix} B & B \\ 0 & 1 \end{bmatrix}$.

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `cifra_hill_mod16` que permita realizar a cifra de Hill por blocos de n-bits, módulo 16, de um texto em claro de r-bits (com r múltiplo de n), a partir de uma matriz chave K. Mais precisamente, `cifra_hill_mod16` deverá ser uma função com:

- Argumentos: `n` (comprimento de cada bloco), `matriz_chave`, `texto_limpo` (sequência de hexadecimais, com comprimento múltiplo de `n`);
- Retorno: `texto_cifrado` (sequência de hexadecimais com comprimento múltiplo de `n`)

IV.6 Uma cifra round (hexadecimal)

Considere a cifra *round* por blocos de 4-bytes definida pela composição das cifras:

[C1] a cifra por blocos de 4 bytes definida pela troca de posição dos sub-blocos de 2 bytes esquerdo e direito;

[C2] a cifra de substituição que consiste em identificar um byte com um par de elementos (x, y) de Z_{16} e realizar a transformação $(x, y) \to (x, x + y)$, em $\mathbf{Z}_{16}$. A cifra aplica-se aos blocos de 4 bytes componente a componente.

Por exemplo, o byte $A9$ identifica-se com $(10, 9)$ que será substituído por $(10, 10 + 9) \equiv (10, 3)$ em Z_{16}, ou seja, por $A3$. Dado um bloco de 4 bytes, $A9$ 10 $0F$ $2B$, a cifra realiza a substituição anterior em cada byte, obtendo $A3$ 11 $0F$ $2D$

(a) Determine o texto cifrado com esta cifra *round*, a partir do texto em claro

$$AA\,03\,FA\,7B \quad E3\,2C\,00\,11$$

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `cifra_c1_c2` que permita realizar esta cifra *round*. Mais precisamente, `cifra_c1_c2` deverá ser uma função com:

- Argumento: `texto_claro` (sequência de bytes, com comprimento múltiplo de 4),
- Retorno: `texto_cifrado` (sequência de bytes, com comprimento múltiplo de 4, obtida pela cifra round C_1C_2)

IV.7 **Modo de operação CTR e PKCS7 *padding***

Considere-se a cifra por blocos de dois bytes (notação hexadecimal) que consiste em realizar um XOR-bitwise com a chave K, sendo K também um bloco de dois bytes.

(a) Cifre, usando um modo de operação CTR, com *padding PKCS7*, o texto claro

$$AA03 \quad FA7B \quad E32C$$

considerando como chave $K = FF00$ e como bloco inicial $A010$.

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `cifra_CTR` que permita realizar esta cifra por blocos de 2-bytes (modo CTR, PKCS7 *padding*). Mais precisamente, `cifra_blocos_2bytes` deverá ser uma função com:

- Argumentos: `texto_claro` , `chave`, `bloco_inicial` (sequência de bytes, com comprimento arbitrário, chave e bloco inicial com comprimento 2 bytes),
- Retorno: `texto_cifrado` (sequência de bytes, com comprimento múltiplo de 2, obtida após a realização do *padding* e do cifrado modo CTR)

V. Integridade, autenticação e não repúdio.

$\rightsquigarrow$ As construções de Merkle-Damgård, o esquema de Davies-Meyer, os HMACs devem ser implementados a partir de funções de compressão criptográfica. Os exercícios apresentados de seguida não verificam as propriedades requeridas, servem unicamente para ilustrar os procedimentos e métodos.

V.1 **Construção de Merkle-Damgård**

Considere a função de compressão que transforma blocos de 16 bits em blocos de 4 bits adicionando todos os sub-blocos de 4-bits módulo $\mathbf{Z}_{2^4}$:

$$f(B_1B_2B_3B_4) = B_1 \boxplus_4 B_2 \boxplus_4 B_3 \boxplus_4 B_4$$

(a) Determine o *hash* da mensagem

$$m = 010101010101010000$$

usando a contrução de Merkle-Damgard a partir da função f, com Hash inicial $H^0 = 1111$.

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `hash_MD_funcaof` com as seguintes especificações:

- Argumentos: `m`, (sequência de bits de comprimento arbitrário) e `H0` (sequência de 4 bits, *hash* inicial);
- Retorno: `H` (sequência de bits de comprimento 4, *hash* da mensagem `m`, considerando a função de compressão anterior).

V.2 **Construção de Merkle-Damgård (hexa)**

Considere a função de compressão que transforma blocos de 4 bytes em blocos de 2 bytes adicionando nibble a nibble (módulo $\mathbf{Z}_{2^4}$) os sub-blocos esquerdos e direito de 2 bytes:

$$f(LR) = L \boxplus_{2^2} R$$

(por exemplo, $f(AA08\,01\,99) = AA08 \boxplus_{2^4} 01\,99 = AB\,91$)

(a) Determine o *hash* da mensagem (em hexa)

$$m = 0A\,01\,B9\,21\,01\,7C$$

usando a contrução de Merkle-Damgard a partir da função f, com Hash inicial $H^0 = 0A\,99$.

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `hash_MD_funcaof` com as seguintes especificações:

- Argumentos: `m`, (sequência de bytes de comprimento arbitrário) e `H0` (sequência de 2 bytes, *hash* inicial);
- Retorno: `H` (sequência de bytes de comprimento 2, *hash* da mensagem `m`, considerando a função de compressão anterior).

V.3 Esquema de Davies-Meyer

Considere a cifra $\mathcal{C}$ por blocos de 4 bits com chave K de comprimento 8 bits que consiste em aplicar ao texto claro m (bloco de 4 bits) dois rounds:

- No primeiro round, o texto claro é dividido em dois sub-blocos de 4 bits, esquerdo e direito, e os blocos são permutados. Ao resultado é aplicado um XORbitwise com os primeiros 4 bits da chave K;
- No segundo round, é realizado o mesmo procedimento a partir do resultado do primeiro round, realizando um XORbitwise com os últimos quatro bits da chave K.

Recorde que esquema de Davies-Meyer permite obter, a partir de uma cifra simétrica $\mathcal{C}$ por blocos de comprimento n, com uma chave K com comprimento ℓ, uma função de compressão de blocos de $n + \ell$ bits a n bits:

$$f(H||K) := H \boxplus_n \mathcal{C}_K(H)$$

Em particular, a cifra $\mathcal{C}$ definida acima determina uma função de compressão f de blocos de 12 bits a 4 bits.

(a) Determine $f(101000101100)$, com f a função de compressão anterior.

(b) [**Implementação**] Implemente uma função `compressao_DM_funcaof` com as seguintes especificações:

- Argumentos: `m`, (sequência de 12 bits);
- Retorno: `H` (sequência de 4 bits, compressão da mensagem `m` usando a função f definida).

V.4 Construção de um "mini"-HMAC

Recorde-se que, dada uma função hash h que retorna um *hash diggest* de comprimento n bytes, a construção $HMAC$ permite obter uma função de Hash com chave K (Message Authentication Code, consultar slides).

Seja h a função hash com hash diggest de comprimento 2 bytes, que consiste na adição, nibble a nibble (módulo $\mathbf{Z}_{16}$) de todos blocos de 2 bytes da mensagem inicial m.

Por exemplo, se $m = A0\,16\;99\,01$, então $h(m) = A0\,16 \boxplus_{2^4}\; 99\,01 = 39\,17$.

$\rightsquigarrow$ Vamos a **considerar unicamente mensagens com comprimento múltiplo de 2 bytes**, para calcular o hash de outras mensagens, seria preciso realizar um padding (PCSK7, por exemplo).

Sejam então opad $= 5C\;5C$ e ipad $= 36\;36$ (blocos de 2 bytes).

(a) Determine o HMAC da mensagem $m = AA\,01\ 3C\,01$ usando a função hash h anterior e a chave $K = 00\ BB$.

Recorde-se que $HMAC(K, m) = h\left((K \oplus \text{opad})||h((K \oplus \text{ipad})||m)\right)$

(b) **[Implementação]** Implemente uma função `HMAC_hash_h` com as seguintes especificações:

- Argumentos: `m`, (sequência de um número par de bytes), `K` (chave, um par de bytes)
- Retorno: `H` (sequência de 2 bytes, o HMAC de `m` com chave `K` e função hash h).