Mục lục

[Mục lục 1](#_Toc4484365)

[Danh mục hình ảnh 2](#_Toc4484366)

[Chương 1. MÔ TẢ THUẬT TOÁN 3](#_Toc4484367)

[1.1. Giới thiệu chung 3](#_Toc4484368)

[1.2. Các ký hiệu và định nghĩa 3](#_Toc4484369)

[1.2.1. Đầu vào và đầu ra của thuật toán 3](#_Toc4484370)

[1.2.2. Các Byte 3](#_Toc4484371)

[1.2.3. Các trạng thái 4](#_Toc4484372)

[1.3. Các phép toán liên quan 5](#_Toc4484373)

[1.3.1. Phép cộng 5](#_Toc4484374)

[1.3.2. Phép nhân 5](#_Toc4484375)

[1.3.3. Nhân với 6](#_Toc4484376)

[1.4. Đặc tả thuật toán 7](#_Toc4484377)

[1.4.1. Quá trình mã hóa (Cipher) 7](#_Toc4484378)

[1.4.2. Key Expansion 11](#_Toc4484379)

[1.4.3. Quá trình giải mã (Inverse Cipher): 13](#_Toc4484380)

[1.5. Mode of Operation 16](#_Toc4484381)

[1.5.1. Electronic Codebook (ECB) 17](#_Toc4484382)

[1.5.2. Cipher Block Chaining (CBC) 18](#_Toc4484383)

[Chương 2. DEMO GIẢI THUẬT 20](#_Toc4484384)

[2.1. Tổng quan 20](#_Toc4484385)

[2.2. Miêu tả demo 20](#_Toc4484386)

[Danh mục tài liệu tham khảo 21](#_Toc4484387)

Danh mục hình ảnh

[Hình 1: Mảng trạng thái vào - ra 4](#_Toc4430369)

[Hình 2: Bảng tham số các chuẩn AES 7](#_Toc4430370)

[Hình 3: Pseudo Code cho The Cipher 8](#_Toc4430371)

[Hình 4: Bảng S-Box 8](#_Toc4430372)

[Hình 5: Quá trình thay thế SubBytes() 9](#_Toc4430373)

[Hình 6: Quá trình chuyển vị ShiftRows() 9](#_Toc4430374)

[Hình 7: Mô tả MixColumns() 10](#_Toc4430375)

[Hình 8: Biến đổi AddRoundKey() 11](#_Toc4430376)

[Hình 9: Pseudo Code cho Key Expansion 12](#_Toc4430377)

[Hình 10: Pseudo Code cho Inverse Cipher 13](#_Toc4430378)

[Hình 11: Quá trình InvShiftRows() 14](#_Toc4430379)

[Hình 12: Inverse S-Box 14](#_Toc4430380)

[Hình 13: Bảng tóm tắt các Mode Of Operation 16](#_Toc4430381)

[Hình 14: Mô tả mã hóa và giải mã theo ECB 17](#_Toc4430382)

[Hình 15: Mô tả mã hóa và giải mã theo CBC 18](#_Toc4430383)

# Chương 1. MÔ TẢ THUẬT TOÁN

## 1.1. Giới thiệu chung

AES - Advanced Encryption Standard là một chuẩn mã hóa dữ liệu tiên tiến, với bản chất là thuật toán mã hóa khối đối xứng đã được chính phủ Mỹ Hoa Kỳ áp dụng làm tiêu chuẩn mã hóa.

Mã hóa khối đối xứng:

* Khối: Thuật toán áp dụng xử lý đơn vị dữ liệu là các khối (data blocks). Cụ thể, các khối dữ liệu được xử lý có độ dài 128 bits, con số này là cố định.
* Đối xứng: Cả bên gửi và bên nhận sử dụng chung một khóa cho cả 2 giai đoạn mã hóa và giải mã.

## 1.2. Các ký hiệu và định nghĩa

### 1.2.1. Đầu vào và đầu ra của thuật toán

Là các đoạn dữ liệu độ dài 128 bits, được nhắc đến như các block data. Những block này được mã hóa/giải mã bằng khóa có độ dài 128/192/256 bit, ứng với các chuẩn AES 128/192/256. Tuy nhiên block size luôn luôn là cố định.

### 1.2.2. Các Byte

Đơn vị xử lý cơ bản của thuật AES là các byte. Đầu vào, ra và khóa của thuật toán được xử lý như những chuỗi các byte.

Mỗi byte này sẽ được biểu diễn như sau: {*b7, b6, b5, b4, b3, b2, b1, b0*}. Chúng được hiểu như những phần tử hữu hạn trong trường Galois (Finite Field), biểu diễn bởi đa thức:

*b7x7* + *b6x6* + *b5x5* + *b4x4* + *b3x3* + *b2x2* + *b1x1* + *b0x0* (2.2.1)

VD: {00101011} ứng với đa thức: *x5* + *x3* + *x1* + *x0*

Ngoài ra, byte còn có thể được biểu diễn dưới dạng hexa.

VD: {01100011} ứng với phần tử {63}.

### 1.2.3. Các trạng thái

Các giai đoạn xử lý bên trong của thuật toán AES được thực hiện trên mảng 2 chiều các byte, được gọi là **State** (Trạng thái). Các mảng này có kích thước 4x4, được tạo nên như sau:

A close up of a clock

Description generated with high confidence

Hình 1: Mảng trạng thái vào - ra

Dãy text đầu vào có thể được chuyển thành mã ASCII tương ứng, mỗi kí tự hexa tương ứng với 4 bit. Sau đó, cứ mỗi cặp kí tự hexa này được copy vào 1 phần tử của mảng trạng thái, điền vào theo thứ tự hàng dọc chứ không phải hàng ngang. Giả dụ ta có 1 chuỗi văn bản đầu vào như sau: Two One Nine Two

Dãy mã ASCII tương ứng:

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| T | w | o |  | O | n | e |  | N | i | n | e |  | T | w | o |
| 54 | 77 | 6F | 20 | 4F | 6E | 65 | 20 | 4E | 69 | 6E | 65 | 20 | 54 | 77 | 6F |

Dãy này sẽ được chuyển vào State để xử lý:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 54 | 4F | 4E | 20 |
| 77 | 6E | 69 | 54 |
| 6F | 65 | 6E | 77 |
| 20 | 20 | 65 | 6F |

Thuật toán AES thực hiện trên từng khối dữ liệu 16 bit riêng lẻ. Vậy 16 bit dữ liệu tiếp theo sẽ được nạp vào State để thực hiện xử lý sau.

## 1.3. Các phép toán liên quan

### 1.3.1. Phép cộng

Phép cộng các phần tử trong trường Galois được thực hiện bởi việc “cộng” các hệ số tương ứng của đa thức, cụ thể là XOR các bit tương ứng với nhau. Phép trừ cũng được thực hiện tương tự. Ví dụ như sau:

(*x6* + *x4* + *x2* + *x* + 1) + (*x7* + *x* + 1) = *x7* +*x6* + *x4* + *x2* (biểu diễn đa thức)

{01010111}⊕{10000011} = {11010100} (biểu diễn nhị phân)

{57}⊕{83} = {d4} (biểu diễn thập lục phân)

### 1.3.2. Phép nhân

Phép nhân trong trường Galois được thực hiện bởi việc nhân đa thức thông thường, theo sau bởi phép chia lấy dư (modulo) cho đa thức không giảm bậc 8. Trong khuôn khổ thuật AES, đa thức này là:

*m*(*x*) *= x8 +x4 + x3 + x +* 1

Hoặc {01}{1b} trong khuôn khổ biểu diễn hexadecimal.

Ví dụ, {57}•{83} = {c1} vì:

(*x6* + *x4* + *x2* + *x* + 1) (*x7* + *x* + 1) = *x13* + *x11* + *x9* + *x8* + *x7* +

*x7* + *x5* + *x3* + *x2* + *x* + *x6* +

*x6* + *x4* + *x2* + *x* + 1

= *x13* + *x11* + *x9* + *x8* + *x6* + *x5* +

*x4* + *x3* + 1

Và lại có

*x13* + *x11* + *x9* + *x8* + *x6* + *x5* + *x4* + *x3* + 1 modulo (*x8 +x4 + x3 + x +* 1)

= *x7* + *x6* + 1

Việc chia cho đa thức đảm bảo bậc của kết quả sẽ luôn nhỏ hơn 8, từ đó có thể biểu diễn thành byte.

### 1.3.3. Nhân với

Đa thức 2.2.1 sau khi nhân với x ta sẽ thu được kết quả:

*b7x8* + *b6x7* + *b5x6* + *b4x5* + *b3x4* + *b2x3* + *b1x2* + *b0x*

Dễ thấy kết quả này có bậc lớn hơn 8, ta cần phải giản ước nó. Nếu *b7 =* 0 thì kết quả đã ở dạng rút gọn. Nhưng nếu *b7 =* 1 thì giản ước bằng cách trừ đi đa thức *m*(*x*).

Tóm lại việc nhân đa thức với (vì vốn là bậc 1, nên tương ứng với {00000010} hoặc {02}) có thể thực hiện bằng phép dịch trái 1 bit, tùy điều kiện mà triển khai thêm phép XOR với {1b} (đa thức *m*(*x*)). Công đoạn này được gọi là xtime().

Từ cơ sở này, phép nhân với bậc mũ bất kì có thể được cài đặt bằng việc lặp lại các xtime() và thêm vào các kết quả trung gian. Ví dụ như {57}•{13} = {fe} vì:

{57}•{02} = xtime({57}) = {ae}

{57}•{04} = xtime({ae}) = {47}

{57}•{08} = xtime({47}) = {8e}

{57}•{10} = xtime({8e}) = {07}

Do đó:

{57}•{13} = {57}•({01}⊕{02}⊕{10})

= {57}⊕{ae}⊕{07}

= {fe}

Cụ thể, ta tách thừa số thứ 2 thành các bội số của 2, nhân với thừa số thứ nhất được các kết quả trung gian rồi cộng (XOR) với nhau. Bằng cách này phép nhân với số bất kì có thể được cài đặt một cách dễ dàng.

## 1.4. Đặc tả thuật toán

Bảng đặc tả các tham số của AES:

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | **Key Length**  ***(Nk words)*** | **Block Size**  ***(Nb words)*** | **Number of Rounds**  ***(Nr)*** |
| **AES-128** | 4 | 4 | 10 |
| **AES-192** | 6 | 4 | 12 |
| **AES-256** | 8 | 4 | 14 |

Hình 2: Bảng tham số các chuẩn AES

Số liệu trong bảng ứng với 3 chuẩn AES - 128, 192 và 256. Cả 3 chuẩn đều có chung kích thước data block xử lý (***Nb***), chỉ khác ở ***Nk*** và ***Nr***. Thuật AES tiến hành theo các vòng, số lượng vòng tùy thuộc vào chuẩn tương ứng. Hàm vòng được tạo nên bởi các chuyển đổi byte: Byte Substitution, Shift Rows, Mix Columns và Add Round Keys. Các phép này đều tác động lên đối tượng là từng byte của State.

### 1.4.1. Quá trình mã hóa (Cipher)

Đầu quá trình mã hóa, dữ liệu đầu vào được copy vào mảng trạng thái theo mô tả trong sec 2.3. Quá trình mã hóa trải qua ***Nr*** bước tất cả, với ***Nr*** phụ thuộc vào từng chuẩn AES. Trong đó, vòng đầu và vòng cuối khác với những vòng còn lại.

Pseudo Code của The Cipher như sau:

Cipher(byte in[4\*Nb], byte out[4\*Nb], word w[Nb\*(Nr+1)])

begin

byte state[4,Nb]

state = in

AddRoundKey(state, w[0, Nb-1])

for round = 1 step 1 to Nr–1

SubBytes(state)

ShiftRows(state)

MixColumns(state)

AddRoundKey(state, w[round\*Nb, (round+1)\*Nb-1])

end for

SubBytes(state)

ShiftRows(state)

AddRoundKey(state, w[Nr\*Nb, (Nr+1)\*Nb-1])

out = state

end

Hình 3: Pseudo Code cho The Cipher

2 tham số đầu tiên của Cipher là mảng trạng thái đầu vào và đầu ra của quá trình mã hóa. Tham số cuối cùng là mảng các **Roundkey w[]** với tổng số ***Nb*** × ***(Nr + 1)*** phần tử được tạo ra từ key schedule, sẽ được mô tả sau. Các function được dùng trong Cipher là **SubBytes()**, **ShiftRows()**, **MixColumns()**, **AddRoundKey()** đều tác động lên đối tượng đó là State.

#### 1.4.1.1. SubBytes() function

Chuyển hóa **SubBytes()** là một phép thay thế thực hiện trên từng byte của State. Mỗi byte này sẽ được thay thế bằng 1 byte khác, phụ thuộc vào chính giá trị của byte được thay thế đó. Byte thay thế được lấy ra từ một bảng được gọi là S-box.

A screenshot of a cell phone

Description generated with high confidence

Hình 4: Bảng S-Box

Thông qua **SubBytes()**, mỗi byte của state sẽ được thay thế bằng 1 byte lấy từ S-box này. Quá trình được mô tả trực quan như sau:



Hình 5: Quá trình thay thế SubBytes()

Cách thay thế: Nếu byte cần được thay thế của state có giá trị hexa là {mn} thì sẽ được thay thế với giá trị của phần tử nằm ở hàng m cột n. Ví dụ: Nếu *s0,1* có giá trị {c9} thì *s’0,1* sẽ là giá trị ở hàng c cột 9: {dd}.

#### 1.4.1.2. ShiftRows() Transformation

Chuyển hóa của **ShiftRows()** chỉ là xoay vòng các byte tương ứng trong cùng một hàng của state, được mô tả như sau:



Hình 6: Quá trình chuyển vị ShiftRows()

Chỉ có các byte của dòng đầu tiên là được giữ nguyên vị trí.

#### 1.4.1.3. MixColumns() Transformation

Chuyển hóa **MixColumn()** áp dụng trên State theo từng cột, coi mỗi cột là các hệ số của một đa thức bậc 3. Đa thức này sẽ được nhân modulo với một đa thức cố định .

*a*(*x*) = {03}*x3* + {01}*x2* + {01}*x* + {02}

Kết quả này có thể được viết dưới dạng phép nhân ma trận. Giả sử:

*s’*(*x*) = *a*(*x*) ⊗ *s*(*x*)

Thì ta sẽ có:

với 0 ≤ c < ***Nb***

Kết quả của 4 byte hàng dọc sẽ là:

*s’0,c* = ({02}•*s0,c*) ⊕ ({03}•*s1,c*) ⊕ ­*s2,c* ⊕ *s3,c*

*s’1,c* = *s0,c* ⊕ ({02}•*s1,c*) ⊕ ({03}•*s2,c*) ⊕ ­*s3,c*

*s’2,c* = *s0,c* ⊕ ­*s1,c* ⊕ ({02}•*s2,c*) ⊕ ({03}•*s3,c*)

*s’3,c* = ({03}•*s0,c*) ⊕ *s1,c* ⊕ ­*s2,c* ⊕ ({02}•*s3,c*)

Như ta đã biết phép nhân với một số bất kì trong trường Galois có thể thực hiện bằng việc thêm các kết quả trung gian và lặp lại các xtime(). Vậy function này cũng có thể cài đặt một cách dễ dàng.

Mô hình diễn tả biến đổi **MixColumns()**:



Hình 7: Mô tả MixColumns()

#### 1.4.1.4. AddRoundKey() Transformation

Trong biến đổi **AddRoundKey()**, một Round Key được cộng vào State bằng phép XOR đơn giản, trong đó mỗi Round Key độ dài ***Nb*** word sinh ra từ key schedule (giới thiệu sau):

[*s’0,c*, *s’1,c*, *s’2,c*, *s’3,c*] = [*s0,c*, *s1,c*, *s2,c*, *s4,c*] ⊕ [*wround\*Nb* + *c*] với 0 ≤ c < ***Nb***

[*wi*]là Round Key, round là thứ tự vòng mã hóa có giá trị 0 ≤ round ≤ ***Nr***.

Hình dưới diễn tả quá trình này, trong đó l = round × ***Nb***.

A close up of a clock

Description generated with high confidence

Hình 8: Biến đổi AddRoundKey()

**AddRoundKey()** XOR mỗi cột của State với một word từ key schedule

### 1.4.2. Key Expansion

Thuật toán AES sử dụng khóa K (Khóa mã hóa) để thực hiện quá trình sinh khóa (Key Expansion). Quá trình này sinh ra tổng cộng ***Nb*** × (***Nr*** + 1) word: Thuật toán cần 4 word đầu, sau đó mỗi round trong tổng cộng ***Nr*** round lại cần ***Nb*** word dữ liệu khóa. Kết quả của quá trình này là một mảng các phần tử kích thước 4 byte, các [*wi*], với i nằm trong khoảng 0 ≤ i ≤ ***Nb*** × (***Nr*** + 1).

Pseudo-code của giải thuật như sau:

KeyExpansion(byte key[4\*Nk], word w[Nb\*(Nr+1)], Nk)

begin

word temp

i = 0

while (i < Nk)

w[i] = word(key[4\*i], key[4\*i+1], key[4\*i+2], key[4\*i+3])

i = i+1

end while

i = Nk

while (i < Nb \* (Nr+1)]

temp = w[i-1]

if (i mod Nk = 0)

temp = SubWord(RotWord(temp)) xor Rcon[i/Nk]

else if (Nk > 6 and i mod Nk = 4)

temp = SubWord(temp)

end if

w[i] = w[i-Nk] xor temp

i = i + 1

end while

end

Hình 9: Pseudo Code cho Key Expansion

Hàm **SubWord()** lấy một word (4 byte) và thực hiện S-box với mỗi byte để tạo ra một word mới. Hàm **RotWord()** lấy một word [*a0*, *a1*, *a2*, *a3*] và biến đổi thành [*a1*, *a2*, *a3*, *a0*]. Hằng số vòng (round constant) **Rcon[i]** chứa các giá trị được cho bởi [*xi-1*, {00}, {00}, {00}] với *xi-1* là lũy thừa của *x* (*x* tương đương với {02}) trong trường GF(28).

Có thể thấy, ***Nk*** word đầu tiên của bảng khóa mở rộng được điền vào bởi khóa ban đầu. Mỗi word **w[i]** tiếp theo bằng XOR của word **w[i-1]** trước đó và word **w[i - *Nk*]**. Với những word ở vị trí là bội của ***Nk***, một phép biến đổi được áp dụng lên **w[i-1]** trước khi XOR, sau đó là XOR với **Rcon[i]**. Phép biến đổi bao gồm một phép biến đổi byte tuần hoàn trong một word (**RotWord()**), theo sau là áp dụng S-box lên tất cả 4 byte của word đó (**SubWord()**).

Ghi nhớ rằng quá trình Key Expansion cho AES 256-bit khác một chút so với AES 128-bit và 192-bit. Nếu ***Nk*** = 8 và i-4 là bội của ***Nk***, thì **SubWord()** được áp dụng vào **w[i-1]** trước khi XOR.

### 1.4.3. Quá trình giải mã (Inverse Cipher):

Quá trình Cipher có thể được đảo ngược và cải đặt theo thứ tự ngược lại nhằm tạo ra quá trình giải mã cho thuật toán AES. Những biến đổi riêng lẻ sử dụng trong Inverse Cipher - **InvShiftRows()**, **InvSubBytes()**, **InvMixColumns()**, và **AddRoundKey()** - thực hiện trên State và được miêu tả sau.

Pseudo Code của Inverse Cipher:

InvCipher(byte in[4\*Nb], byte out[4\*Nb], word w[Nb\*(Nr+1)])

begin

byte state[4,Nb]

state = in

AddRoundKey(state, w[Nr\*Nb, (Nr+1)\*Nb-1])

for round = Nr-1 step -1 downto 1

InvShiftRows(state)

InvSubBytes(state)

AddRoundKey(state, w[round\*Nb, (round+1)\*Nb-1])

InvMixColumns(state)

end for

InvShiftRows(state)

InvSubBytes(state)

AddRoundKey(state, w[0, Nb-1])

out = state

end

Hình 10: Pseudo Code cho Inverse Cipher

#### 1.4.3.1. InvShiftRows() Transformation

**InvShiftRows()** là phép đảo ngược của biến đổi **ShiftRows()**. Tương tự như nguyên bản của nó, 3 dòng cuối cùng của State được đảo ngược theo vòng, với số offset khác nhau.



Hình 11: Quá trình InvShiftRows()

Công thức diễn giải của **InvShiftRows()** như sau:

*s’r,(c+shift(r,Nb))modNb = sr,c* với 0 < r < 4 và 0 ≤ c ≤ ***Nb***

#### 1.4.3.2. InvSubBytes() transformation

**InvSubBytes()** tương tự như **SubBytes()**, chỉ khác ở chỗ byte thay thế được lấy từ Inverse S-box:

A receipt on a black background

Description generated with high confidence

Hình 12: Inverse S-Box

#### 1.4.3.3. InvMixColumns() Transformation

**InvMixColumns()** là phiên bản đảo ngược của **MixColumns()**, thao tác trên từng cột của State. Giả sử xét cột thứ c của State, ta có diễn giải như sau:

Với 0 ≤ c < ***Nb***

Kết quả của phép nhân này, 4 byte trong hàng được thay thế bằng:

*s’0,c* = ({0e} • *s0,c*) ⊕ ({0b} • *s1,c*) ⊕ ({0d} • *s2,c*) ⊕ ({09} • *s3,c*)

*s’1,c* = ({09} • *s0,c*) ⊕ ({0e} • *s1,c*) ⊕ ({0b} • *s2,c*) ⊕ ({0d} • *s3,c*)

*s’2,c* = ({0d} • *s0,c*) ⊕ ({09} • *s1,c*) ⊕ ({0e} • *s2,c*) ⊕ ({0b} • *s3,c*)

*s’3,c* = ({0b} • *s0,c*) ⊕ ({0d} • *s1,c*) ⊕ ({09} • *s2,c*) ⊕ ({0e} • *s3,c*)

#### 1.4.3.4. Đảo ngược của AddRoundKey() Transformation

Phiên bản đảo ngược của **AddRoundKey()** là chính nó, bởi quá trình thực hiện chỉ gồm phép XOR.

## 1.5. Mode of Operation

Trong giải thuật mã hóa khối**, Mode of Operation** (chế độ thực hiện) diễn giải cách thực hiện lặp đi lặp lại quá trình mã hóa theo đơn vị từng khối, để truyền đi đơn vị dữ liệu lớn hơn khối một cách an toàn.

Hầu như tất cả các mode sử dụng một chuỗi nhị phân độc nhất, được gọi là vector khởi tạo (initialization vector - IV). IV phải không lặp lại, và, được khởi tạo ngẫu nhiên. Việc sử dụng IV đảm bảo rằng: Nếu một plaintext được encrypt nhiều lần với cùng một khóa bí mật, thì kết quả là khác nhau đối với mỗi lần.

IV không yêu cầu mức bảo mật như khóa, do đó IV không nhất thiết phải được giữ bí mật. Dù vậy, trong hầu hết các trường hợp, phải đảm bảo rằng một IV không bao giờ được dùng lại cho cùng một khóa.

Một vài chế độ phổ biến đó là: ECB, CBC, PCBC, CFB, OFB, CTR. Mục đích của các chế độ này là làm ẩn (mask) các pattern xuất hiện trong dữ liệu đã được mã hóa, từ đó tăng tính bảo mật của ciphertext.

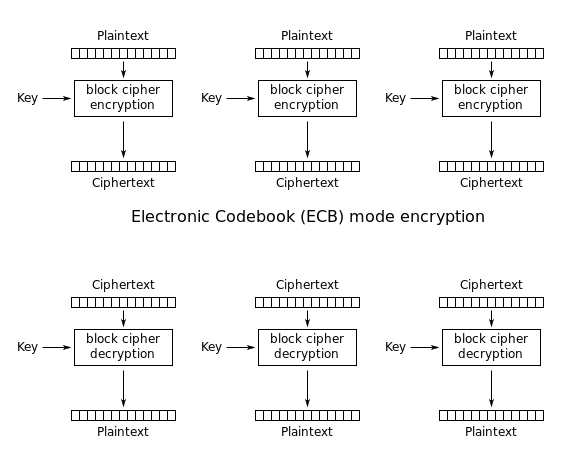
Các mode khác nhau có những cách mask dữ liệu cũng là khác nhau. Nhưng hầu hết đều có điểm chung là chúng trộn kết quả của lần cipher trước với đầu vào của lượt cipher sau. Ta có bảng mô tả chung các phương pháp:

A screenshot of a cell phone

Description generated with very high confidence

Hình 13: Bảng tóm tắt các Mode Of Operation

### 1.5.1. Electronic Codebook (ECB)

****

Hình 14: Mô tả mã hóa và giải mã theo ECB

Là chế độ đơn giản nhất trong mã hóa khối. Chế độ này không sử dụng IV, thông điệp ban đầu được chia thành các đoạn nhỏ 16 bit để được xử lý độc lập. Chính vì không sử dụng IV nên đây cũng là chế độ tồn tại nhiều điểm yếu nhất, giả dụ như sự thiếu khả năng phân tán (lack of diffusion). Vì ECB xử lý các block dữ liệu giống nhau thành các ciphertext cũng là giống nhau, nên hoàn toàn thiếu đi khả năng che giấu data pattern. Giả dụ khi dùng ECB encrypt một bức ảnh, trong đầu ra ta sẽ thấy những vùng có màu giống nhau sẽ có cùng đặc điểm.

**Để cho đơn giản, trong khuôn khổ demo của bài tập này, chúng em sẽ sử dụng EBC Mode.**

### 1.5.2. Cipher Block Chaining (CBC)

Trong CBC mode, mỗi khối plaintext được XOR với đầu ra của khối trước đó trước khi được đưa vào encrypt. Điều này đảm bảo mỗi ciphertext block phụ thuộc vào tất cả plaintext đã được xử lý trước đó, vì vậy nên các đoạn text giống nhau vẫn sẽ cho kết quả khác nhau.

Để đảm bảo sự độc lập của các thông điệp, một IV phải được thêm vào ở mỗi block đầu các thông điệp đó.

A screenshot of a cell phone

Description generated with high confidence

Hình 15: Mô tả mã hóa và giải mã theo CBC

Nếu block đầu có index 1, chế độ mã hóa này có thể được mô tả bằng công thức toán học:

**Ci = EK (Pi ⊕ Ci - 1),**

**Co = IV**

Trong khi công đoạn giãi mã là:

**Pi = DK (Ci) ⊕ C i-1,**

**Co = IV.**

(Pi, Ci là plaintext và ciphertext thứ i tương ứng. DK và EK là decrypt và encrypt theo khóa K)

# Chương 2. DEMO GIẢI THUẬT

## 2.1. Tổng quan

* Lý thuyết liên quan
  + Diffie-Hellman: Phương thức trao đổi khóa giữa hai bên qua môi trường không an toàn
  + MD5 Hashing: Biến đổi dữ liệu về một chuỗi độ dài 128 bit, đảm bảo tính duy nhất một cách tương đối
  + AES Encryption
* Thông tin kỹ thuật
  + Viết bằng ngôn ngữ C++, sử dụng thư viện open source kết hợp với class tự viết để xử lý phần mã hõa/giải mã

## 2.2. Miêu tả demo

* Demo được thiết kế dưới dạng server – client
* Server gửi các đoạn tin được mã hóa cho client giải mã
* Quá trình hoạt động
  + Server trao đổi bí mật chung với client bằng phương thức Diffie-Hellman
  + Server và client cùng băm MD5 bí mật chung để tạo khóa 128-bit phục vụ mã khóa/giải mã AES
  + Server gửi các đoạn tin được mã khóa AES cho client giải mã

Danh mục tài liệu tham khảo

1. NIST FIPS 197