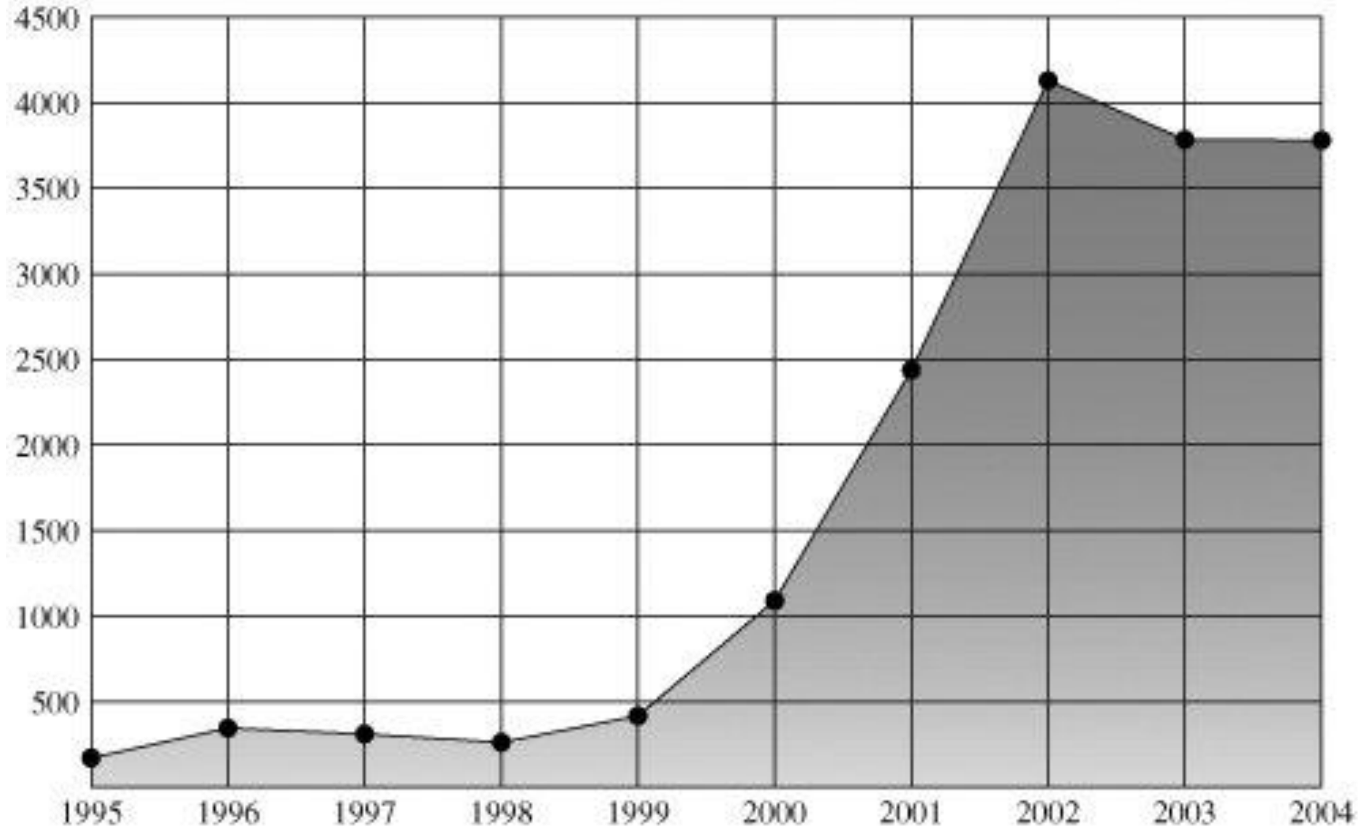
Criptografia Aplicada

Dayana P. B. Spagnuelo, M.Sc.
dayspagnuelo@gmail.com

Por que estudar segurança?

- RFC 1636 (Security in the internet architecture) lançado em 1994
  - Constatava que a internet precisava de mais segurança
  - Proteção de infra estrutura de rede
  - Monitoramento e controle de tráfego
  - Segurança user-end-user (autenticação e cifras)

Tendências em (In)Segurança

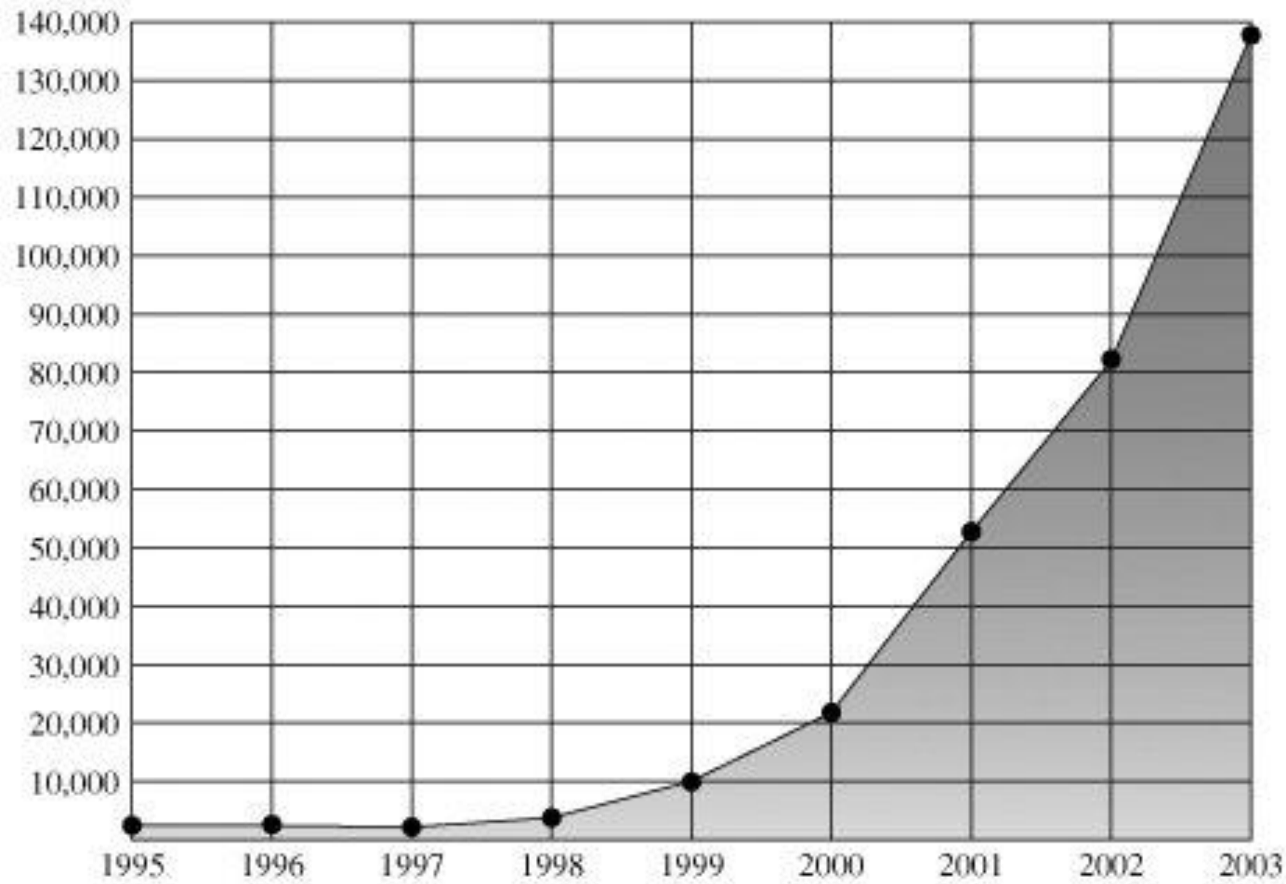


(a) Vulnerabilities reported

Tendências em (In)Segurança

- Rede
- Aplicação
- Sistemas Operacionais
- Roteadores

Tendências em (In)Segurança

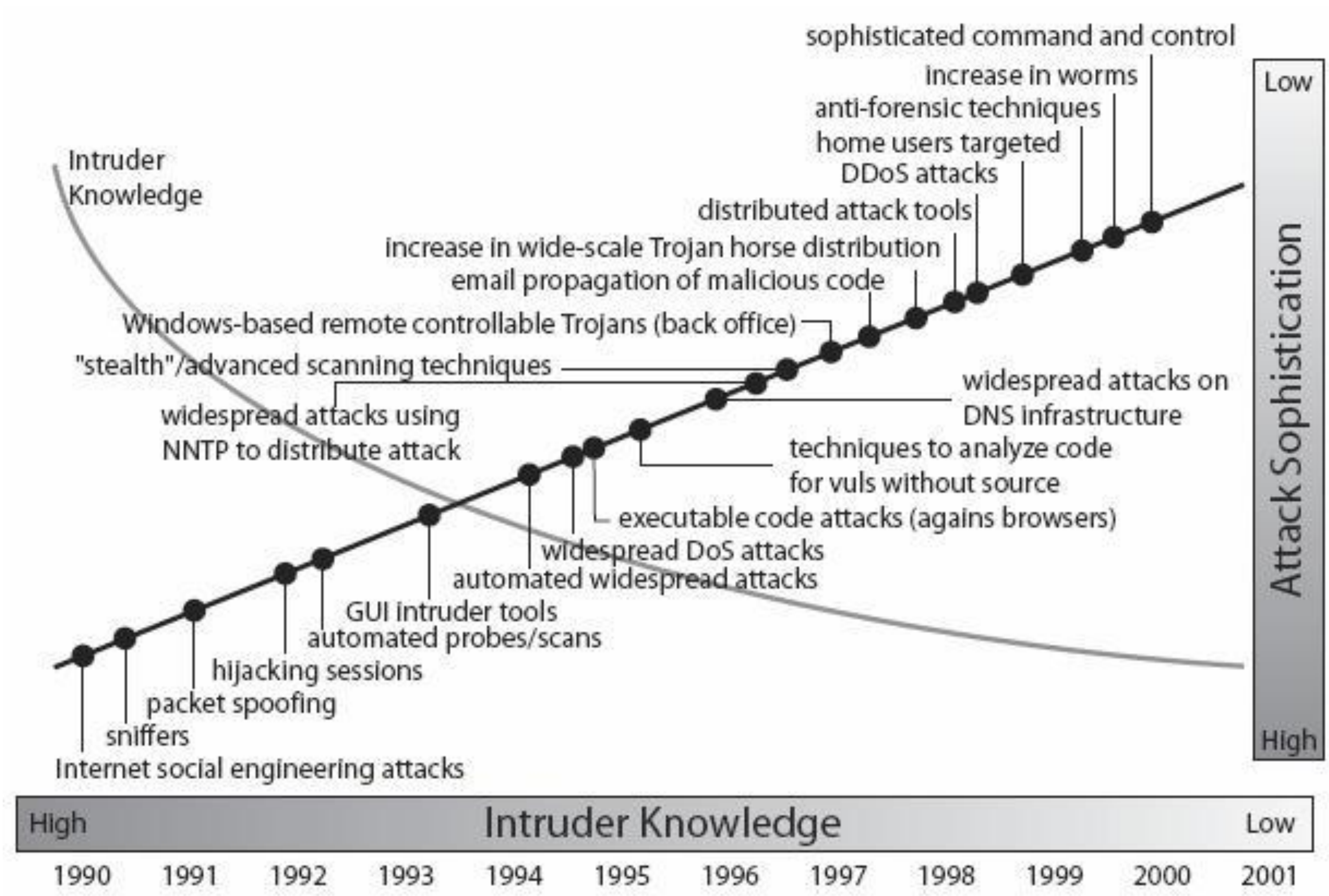


(b) Incidents reported

Tendências em (In)Segurança

- Negação de serviço (DoS)
- IP Spoofing - pacotes com IP falso para explorar aplicativos que usam identificação a partir do IP
- Escuta de pacotes

Tendências em (In)Segurança



Source: CERT

Arquitetura de Segurança OSI

- Recomendação lançada em meados de 1991
- Área de segurança precisava de mais organização
- Modelo sistemático
  - Definir requisitos de segurança
  - Cumprir os requisitos definidos
  - Escolha de mecanismos e políticas de segurança
- Definiu conceitos utilizados até hoje

Arquitetura de Segurança OSI

- Ameaça:
  - Potencial de violação
  - Vulnerabilidade
  - Brecha de segurança
- Ataque:
  - Investida em uma ameaça
  - Ação que compromete a segurança
  - Tentativa deliberada de explorar uma brecha

Arquitetura de Segurança OSI

- Mecanismo de Segurança:
  - Processo ou dispositivo
  - Detectar, prevenir, ou recuperar ataques
- Serviços de Segurança:
  - Aumenta a segurança dos dados
  - Processo ou serviço
  - Contra ataques
  - 1 ou mais mecanismos de segurança

Ataques Passivos

Ataques passivos tem objetivo de obter/ler informações do sistema sem afetar os recursos do mesmo.

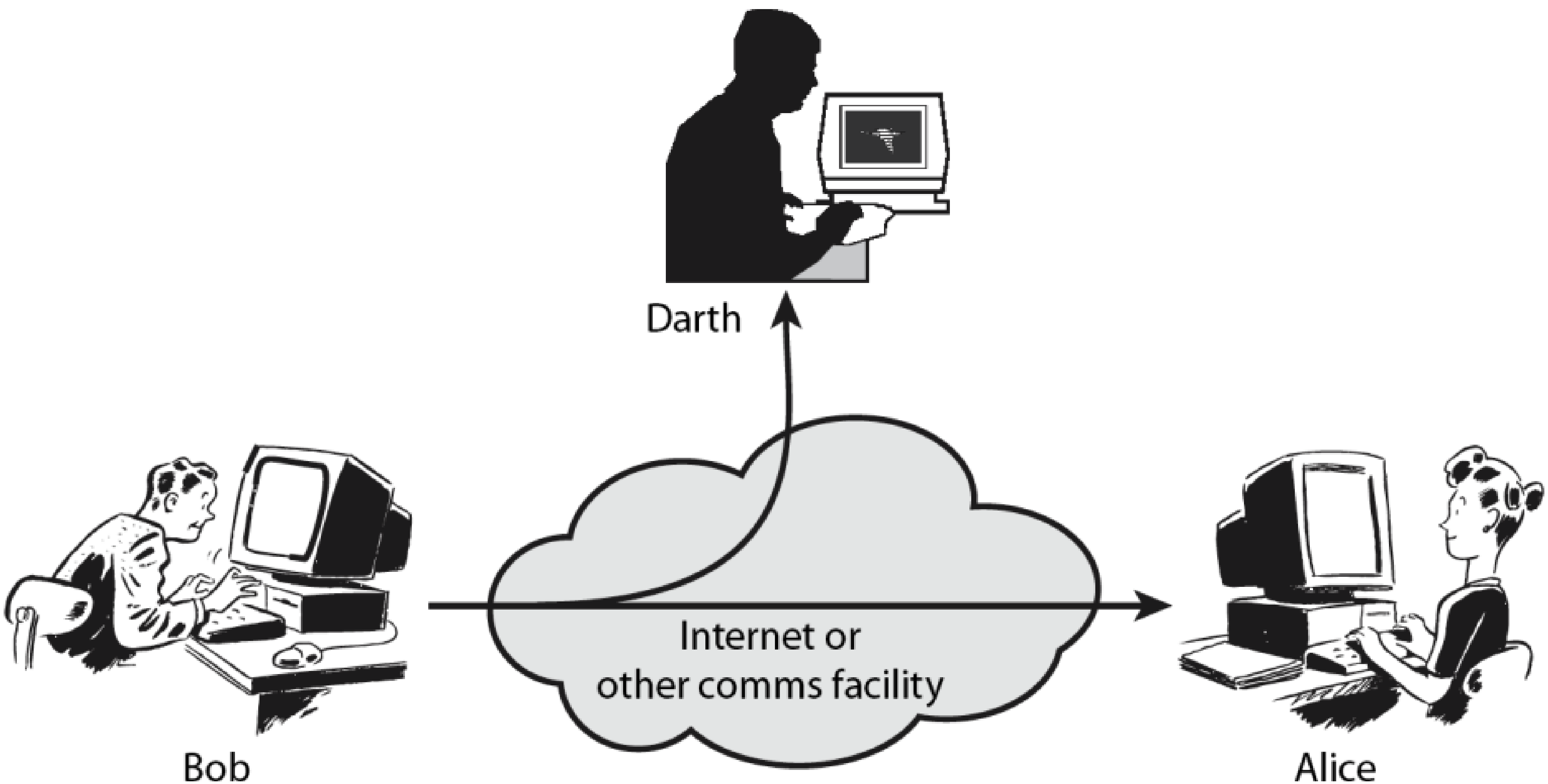
Ataques Passivos

- Vazamento de Informação:
  - Engenharia Social
  - Descuido
- Analise de Trafego:
  - Inferência para obter a informação
  - Análise de freqüência e tamanho de mensagens

Ataques Passivos

Ataques passivos são difíceis de detectar porque não alteram os dados

Ataques Passivos



Ataques Ativos

- Mascaramento
  - A acredita que C é B
  - Impersonating
- Repetição
  - Re-uso de informação trocada por A e B
- Modificação de Mensagens
  - Alteração do conteúdo da mensagem entre A e B
- Negação de Serviços
  - Prevenção da comunicação entre A e B

Ataques Ativos x Passivos

- Ataques passivos são difíceis de detectar, mas fáceis de previnir
- Ataques ativos são fáceis de detectar, mas difíceis de previnir
  - Se aproveitam de vulnerabilidades muitas vezes não conhecidas
  - Defesas focam em detectar e recuperar, ao invés de previnir

Serviços de Segurança (RFC 2828)

- De acordo com a RFC 2828:

“Um serviço provido por um sistema para prover determinado tipo de proteção ao recursos do sistema; ***serviços de segurança implementam políticas de segurança e são implementados por mecanismos de segurança.”***

Serviços de Segurança (RFC 2828)

- Autenticação
  - Autenticação da contra-parte
  - Autenticação dos dados (garantia da fonte)
- Controle de Acesso
- Confidencialidade
- Integridade
- Não Repudio (Origem e Destino)
- Disponibilidade

Mecanismos de Segurança (RFC 2828)

- Cifragem
  - Dados não legíveis
  - Algoritmo e 0 ou mais chaves
- Assinatura Digital
  - Prova de fonte
  - Prova de integridade
  - Proteção quanto a forjamento
- Controle de Acesso
  - Mecanismos no servidor

Mecanismos de Segurança (RFC 2828)

- Controle de Integridade
- Autenticação
  - De entidades
  - Mútua
    - A autentica-se perante B
    - B autentica-se perante A
- “Padding” de trafego
  - Preenchimento de lacunas com informação inútil
  - Contra análise de trafego

Mecanismos de Segurança (RFC 2828)

- Controle de roteamento
  - Seleciona rotas físicas seguras para determinados dados
  - Mudança de rota quando há suspeita de ameaça
- Notarização
  - Terceira parte confiável

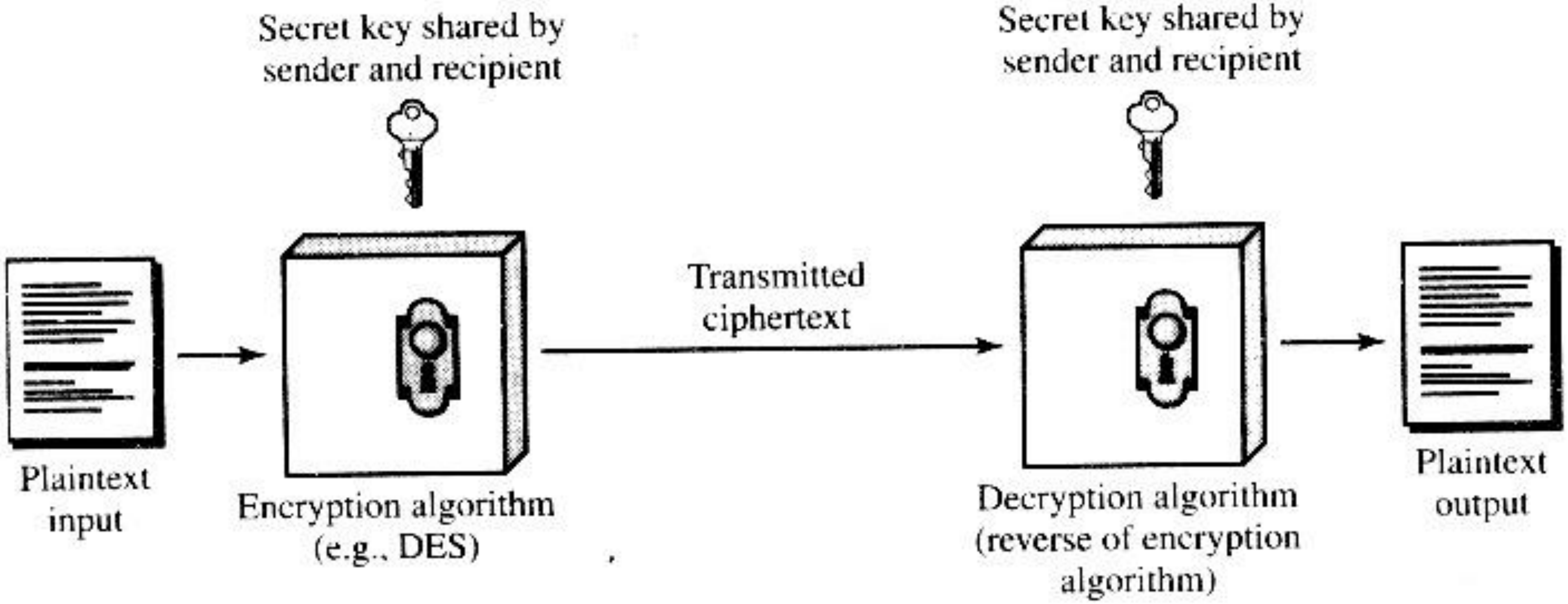
Cifragem – Técnicas Clássicas

- Modelo de Cifragem Simétrica
- Técnicas de Substituição
- Técnicas de Transposição
- Maquinas de Rotores
- Esteganografia

Modelo de Cifragem Simétrica

- Elementos:
  - Texto Claro
  - Algoritmo de Cifração
  - Chave Secreta
  - Texto Cifrado
  - Algoritmo de Decifração
- Algoritmo não é secreto
- Somente conhecendo a chave para conseguir obter informações

Modelo de Cifragem Simétrica



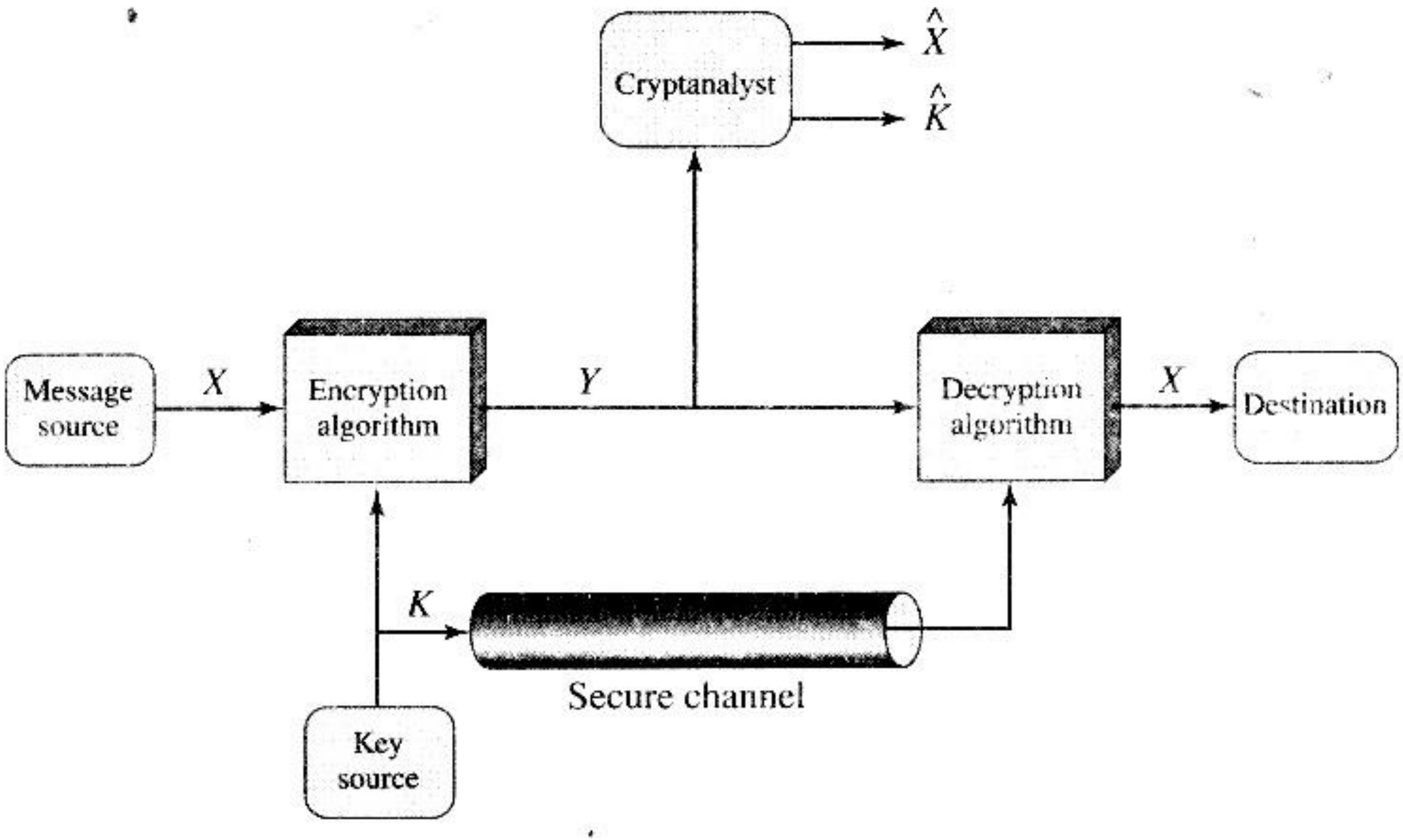
Criptografia x Criptoanálise

- Criptografia
  - Operações no texto claro para texto cifrado
    - Substituição de elementos (mapeamento para outros)
    - Transposição - embaralhamento
  - Numero de Chaves
    - Mesma chave – simétrica
    - Chaves diferentes - assimétrica
  - A forma como o texto claro é processado
    - Bloco
    - Fluxo

Criptografia x Criptoanálise

- Criptoanálise
- Normalmente o objetivo é recuperar a chave
  - Ataque na natureza do algoritmo
    - Características do texto (claro e cifrado)
  - Força Bruta
    - Em média é necessário tentar metade das possíveis chaves antes de suceder

Modelo de Criptosistema simétrico



Criptoanálise

Tipo de Ataque	Acessível ao Criptoanalista
Texto Cifrado Somente	Algoritmo, texto cifrado
Texto Claro Conhecido	Algoritmo, texto cifrado, pares texto claro-texto cifrado
Texto Claro Escolhido	Algoritmo, texto cifrado, pares texto claro-texto cifrado, texto claro escolhido pelo cripotoanalista
Texto Cifrado Escolhido	Algoritmo, texto cifrado, pares texto claro-texto cifrado, texto cifrado escolhido pelo cripotoanalista
Texto Escolhido	Algoritmo, texto cifrado, pares texto claro-texto cifrado, texto claro escolhido pelo cripotoanalista, texto cifrado escolhido pelo cripotoanalista

Incondicionalmente Seguro
x
Computacionalmente Seguro

- Incondicional
  - Texto cifrado não contém informação suficiente para determinar o texto claro
- Computacional
  - Custo de quebrar excede o valor do conteúdo
  - O tempo requerido é maior que a vida útil do conteúdo

Incondicionalmente Seguro
x
Computacionalmente Seguro

Key size (bits)	Number of alternative keys	Time required at 1 decryption/μs	Time required at 10^6 decryption/μs
32	$2^{32} = 4.3 \times 10^9$	$2^{31}\ \mu s = 35.8$ minutes	2.15 milliseconds
56	$2^{56} = 7.2 \times 10^{16}$	$2^{55}\ \mu s = 1142$ years	10.01 hours
128	$2^{128} = 3.4 \times 10^{38}$	$2^{127}\ \mu s = 5.4 \times 10^{24}$ years	5.4×10^{18} years
168	$2^{168} = 3.7 \times 10^{50}$	$2^{167}\ \mu s = 5.9 \times 10^{36}$ years	5.9×10^{30} years
26 characters (permutation)	$26! = 4 \times 10^{26}$	$2 \times 10^{26}\ \mu s = 6.4 \times 10^{12}$ years	6.4×10^6 years

Técnicas de Substituição

- Cifrador de Cezar
- Cifradores Mono-alfabéticos
- Playfair
- Cifradores Poli-alfabéticos
- Cifrador de Veginère
- Cifrador de Vernam
- One-time pad

Cifrador de Cezar

- Claro: Me encontre depois da aula
- Cifrado: PH HQFRQWUH GHSRLV GD DXOD
- $C = (p + 3) \bmod 26$
- Chave = 3
- Criptoanálise:
  - Força Bruta
    - 25 chaves para tentar

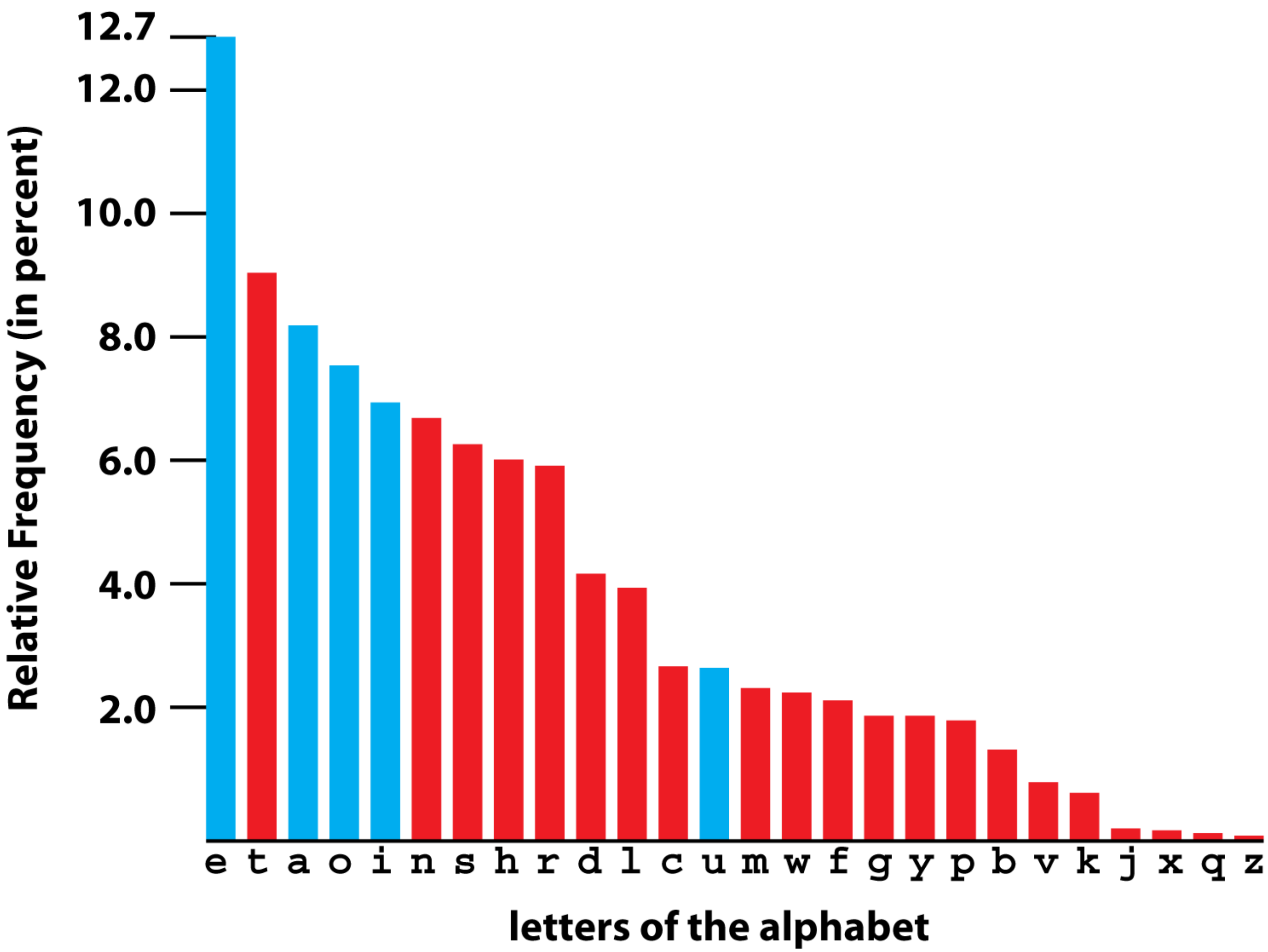
Cifrador de Cezar

- Características que permitem o uso de força bruta:
  - Os algoritmos de cifração e decifração são conhecidos
  - Somente 25 possíveis chaves
  - Linguagem do texto claro conhecida e facilmente reconhecida

Cifradores Mono-alfabéticos

- Mapeia de um alfabeto para outro alfabeto
- Troca de uma letra por outra letra qualquer
- Espaço de Chaves:
  - 26! > 4 x 10 ˆ 26
  - Maior que DES
- Criptoanálise:
  - Análise de freqüência
  - Analise de duplas, triplas

Freqüência Relativa das Letras



Playfair

- Cifra pares de letras
- Mesma linha, coluna do par – CH -> AK
- Pares na mesma linha → Direita
- Pares na mesma coluna → Abaixo
- Esconde digramas (análise de freq. mais difícil)

S	E	G	U	R
O	A	B	C	D
F	H	I/J	K	L
M	N	P	Q	T
V	W	X	Y	Z

Cifradores Poli-Alfabéticos

- Usam um conjunto de substituições mono-alfabéticas
- Uma chave determina como a transformação é dada
- Ofusca as informações de freqüência
- Nem toda a estrutura é perdida

Cifrador de Veginère

- Chave: segurosegurosegu
- Claro: aulanosabadoebom
- Cifrado: SYRUECJEHUUWFUG
- Ataque:
  - Determinar o tamanho da chave
  - Distância da repetição no texto cifrado

	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
A	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
B	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	A
C	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B
D	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C
E	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D
F	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E
G	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F
H	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G
I	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H
J	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I
K	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J
L	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K
M	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L
N	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M
O	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N
P	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O
Q	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P
R	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q
S	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R
T	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S
U	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T
V	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U
W	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V
X	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W
Y	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X
Z	Z	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

Cifrador de Veginère

- Chave: deceptive
- Texto: We are dicovered, save yourself

dec<u>ept</u>ivedec<u>ept</u>ivedeceptive

wea<u>red</u>iscove<u>red</u>saveyourself

ZIC<u>VTW</u>QNGRZG<u>VTW</u>AVZHC...

- Chave de tamanho 3 ou 9

Cifrador de Vernam

- Transformação do texto em bits
- Transformação da chave em bits
- Ou-Exclusivo bit a bit
- $C_i = P_i \oplus K_i$
- Ataque:
  - Análise de frequência não funciona
  - Alfabeto pequeno para fazer inferências

One-Time Pad

- Chave de igual tamanho ao texto claro
- Chave verdadeiramente aleatória
- Incondicionalmente seguro
- Cifrador de Veginère:

```
ciphertext: ANKYODKYUREPFJBYOJDSPLREYIUNOFDOIUERFPLUYTS
key:        pxlmvmsydofuyrvzwc tnlebnecvgdupahfzzlmnyih
plaintext:  mr mustard with the candlestick in the hall

ciphertext: ANKYODKYUREPFJBYOJDSPLREYIUNOFDOIUERFPLUYTS
key:        mfugpmiydgaxgoufhklllmhsqdqogtewbqfgyovuhwt
plaintext:  miss scarlet with the knife in the library
```

Técnicas de Transposição

- Permutação no texto claro
- C i t g a i e a i
- R p o r f a f c l
- Matriz escrita em linha e recuperada em colunas
  - Chave pode ser a ordem das colunas
- Varias permutações confundem a Criptoanálise

Técnicas de Transposição

4	3	1	5	2
E	S	T	A	E
U	M	A	A	U
L	A	D	E	S
E	G	U	R	A
N	C	A	X	X

TADUAEUSAXEMAGCEULENAAERX

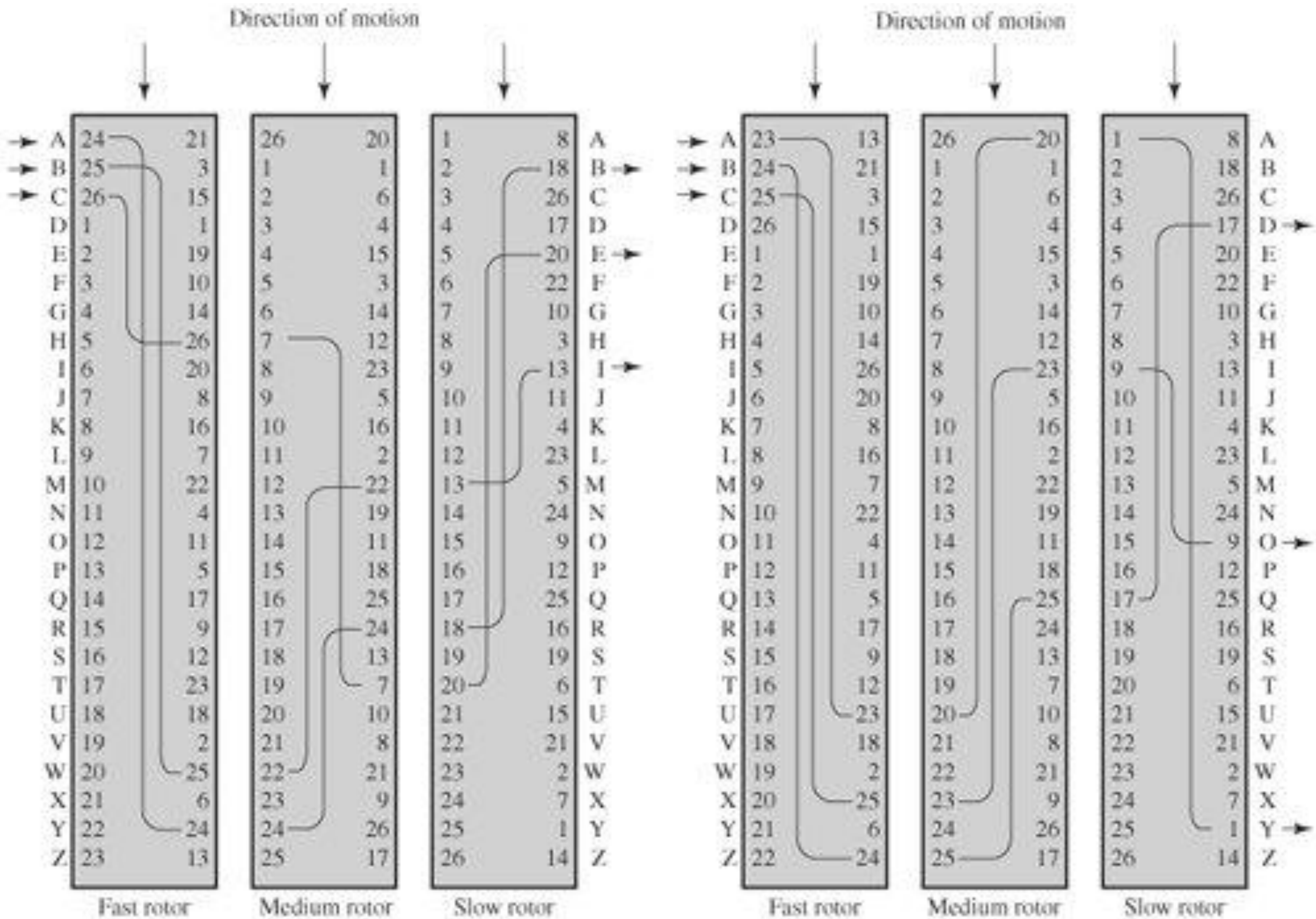
Técnicas de Transposição

- Mesma frequência do texto claro
  - Fácil de reconhecer
- Fácil de reverter se for somente uma permutação
- Transposição do texto cifrado
  - Realizar a transposição de novo com a mesma chave

Maquinas de Rotores

- Sistema eletro-mecânico
- Conjunto de cilindros independentes
- Cada cilindro um cifrador mono-alfabético
- Chave:
  - Posição inicial dos rotores, posição do alfabeto, retroalimentação

Maquinas de Rotores



(a) Initial setting

(b) Setting after one keystroke

Maquinas de Rotores

- Cada volta completa do primeiro rotor faz o rotor do meio gira um pino
- Cada volta completa do rotor do meio faz o último rotor girar um pino

26 x 26 x 26 = 17.576 substituições

Esteganografia

- Mensagem escondida em mídia portadora
- Objetivo: Repúdio do Envio
- Técnicas clássicas:
  - Marcação de caracteres
  - Tinta invisível
- Técnicas Modernas
  - Imagens
  - Audio

Esteganografia

- A imagem escondida foi obtida através dos dois últimos bits de cada componente de cor

Esteganografia

- Qual é a mensagem escondida?

3rd March

Dear George,

Greetings to all at Oxford. Many thanks for your letter and for the Summer examination package. All Entry Forms and Fees Forms should be ready for final despatch to the Syndicate by Friday 20th or at the very latest, I'm told, by the 21st. Admin has improved here, though there's room for improvement still; just give us all two or three more years and we'll really show you! Please don't let these wretched 16+ proposals destroy your basic O and A pattern. Certainly this sort of change, if implemented immediately, would bring chaos.

Sincerely yours,

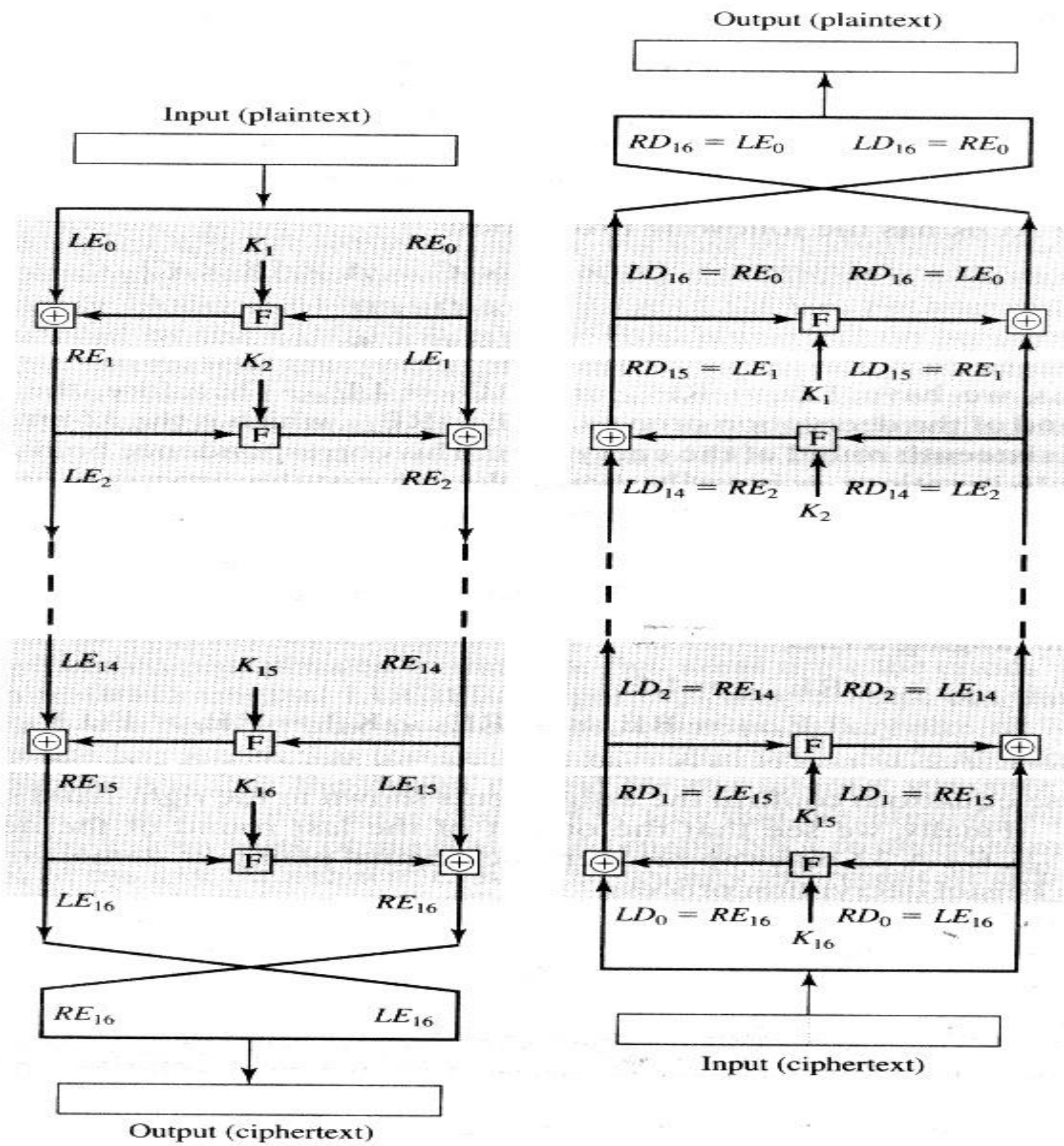
Cifradores Simétricos

- Mesma chave para cifrar e decifrar
- 2 categorias:
  - Bloco
    - Considera um bloco como um todo
    - Cifradores de bloco ideais são impraticáveis
    - Feistel propôs componentes implementáveis
  - Stream
    - Bit a bit / Byte a byte
    - Minoria

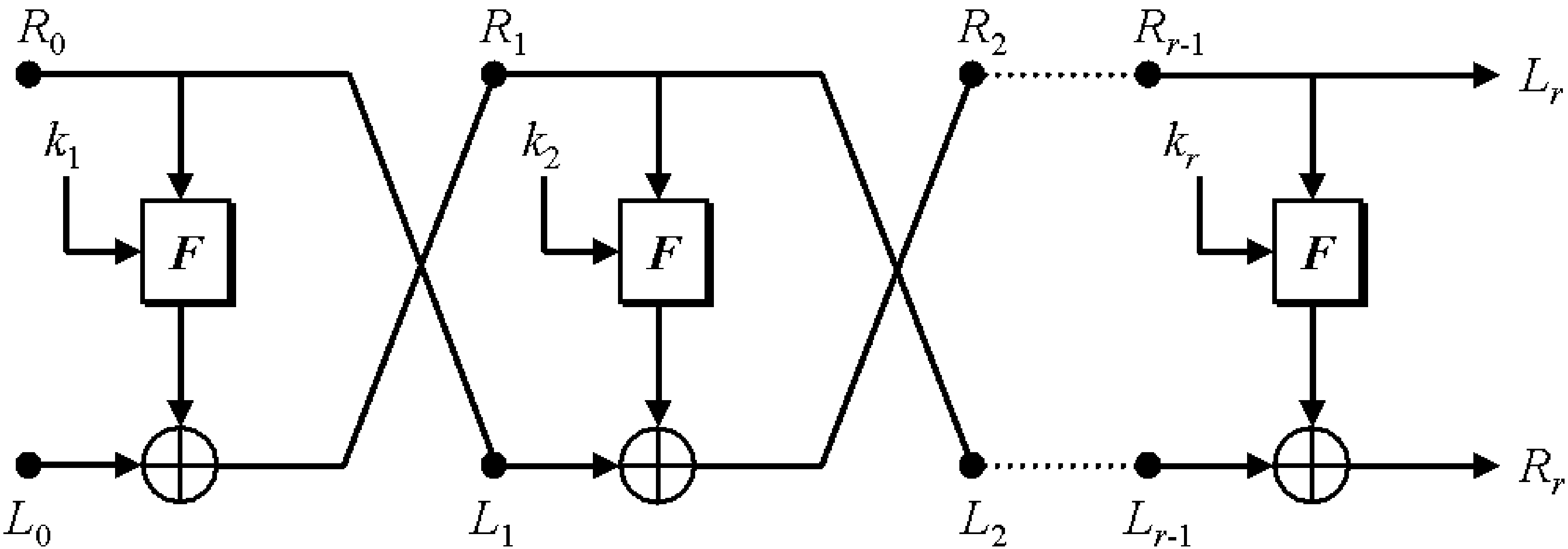
Confusão x Difusão

- Proposto por Claude Shannon (1945)
- Confusão:
  - Complexidade da relação texto cifrado x chave
  - Protege a chave
  - Substituição deve ser complexa
- Difusão:
  - Dissipação da estrutura estatística
  - 1 dígito de entrada afeta n dígitos de saída
  - Dissimula freqüência do texto claro

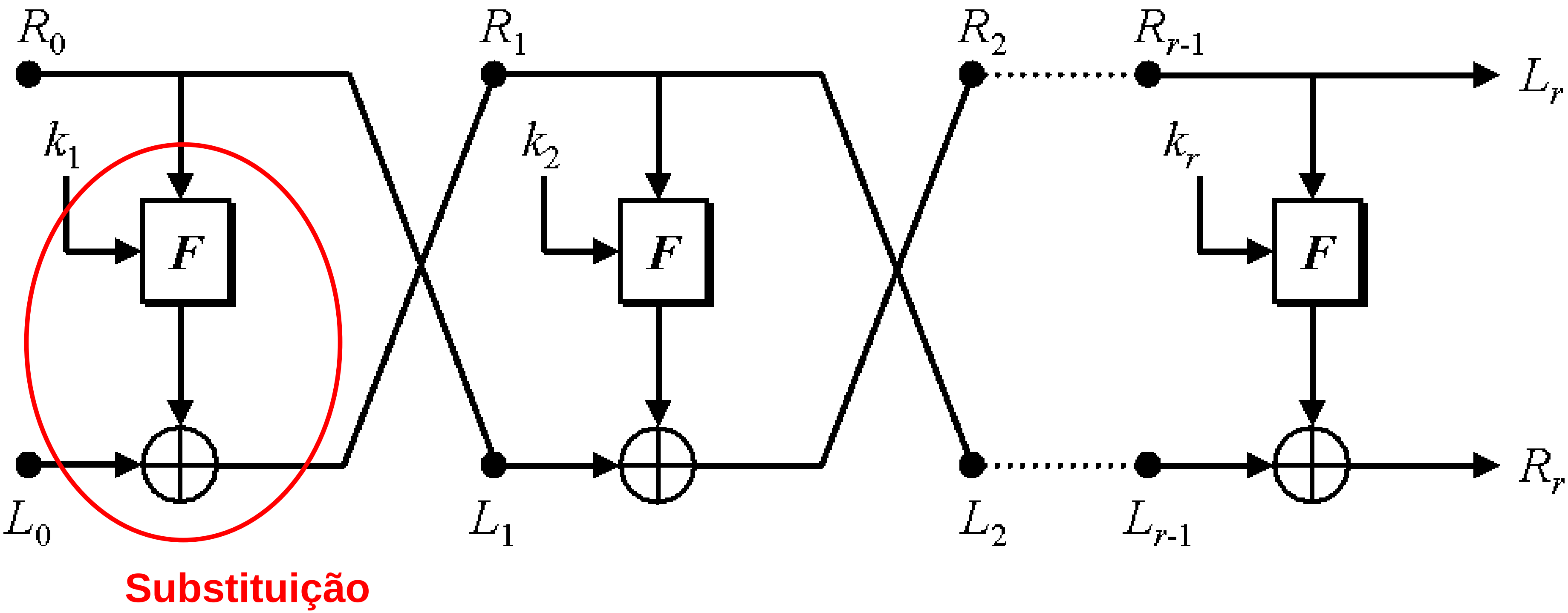
Redes de Feistel



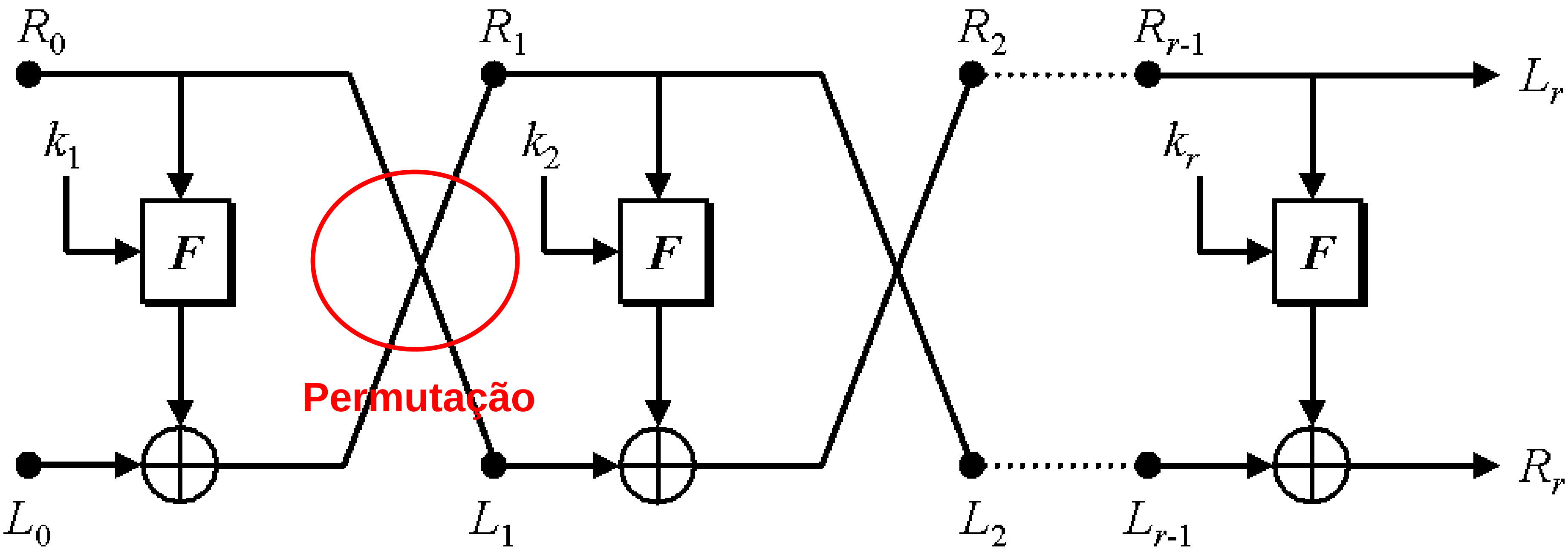
Redes de Feistel



Redes de Feistel



Redes de Feistel



Design de Redes de Feistel

- Tamanho de Bloco
  - ↑Tamanho ↑Segurança
  - ↑Tamanho ↓Velocidade
  - Relacionado com a difusão
  - 64 bits em média
- Tamanho de Chave
  - Mesmas características do bloco
  - Relacionado com a confusão
  - 128 bits pelo menos

Design de Redes de Feistel

- Numero de rodadas
  - ↑ Rodadas ↑ Segurança
  - Normalmente 16
- Geração de sub-chaves
  - ↑ Complexidade ↑ Dificuldade na criptoanalise
- Função de rodada
  - Mesma característica da geração de chaves

Velocidade X Segurança

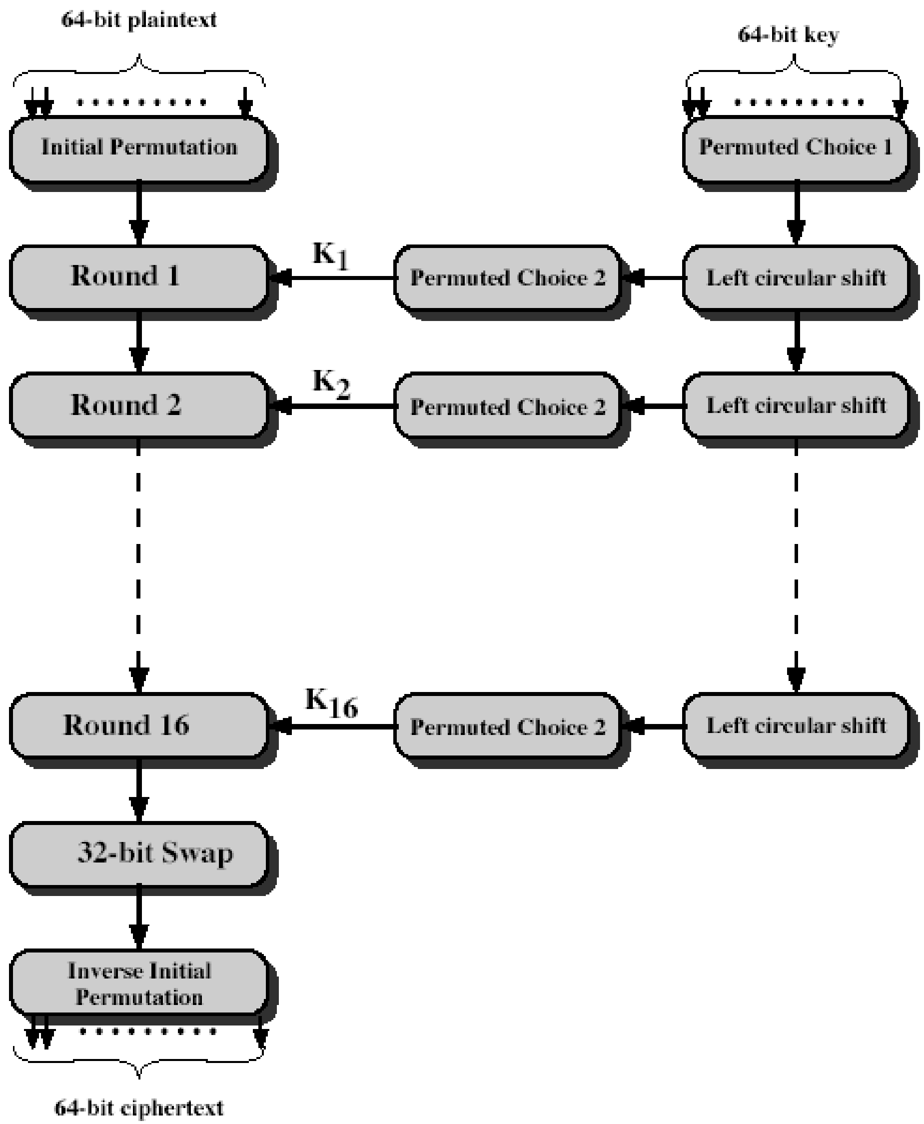
Redes de Feistel

- $Re_i = Le_{i-1}$ xor $F(Re_{i-1},K_i)$
- $Le_i = Re_{i-1}$
- Cifragem e Decifragem com o mesmo algoritimo (chaves em ordem inversa)
- Pelo menos 3 rodadas para começar a ter difusão e confusão

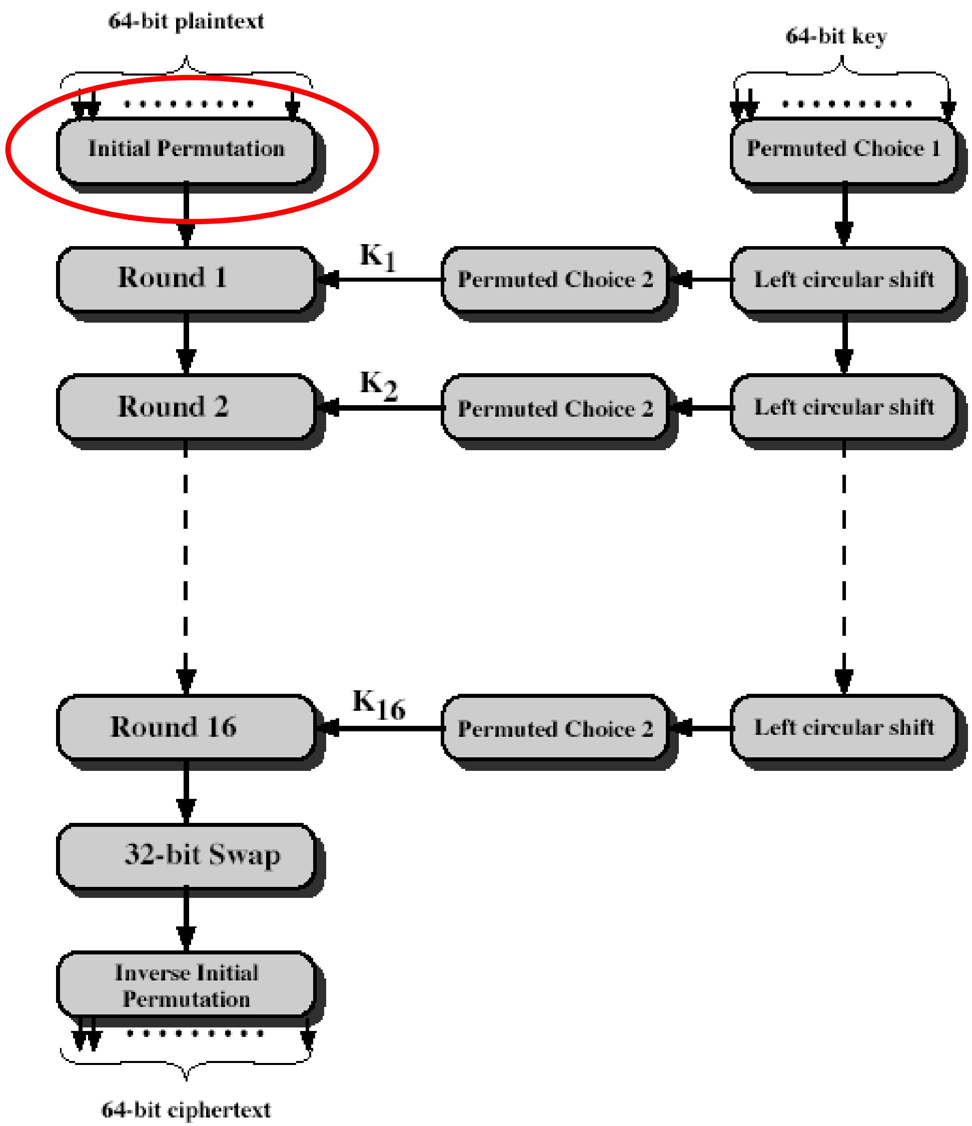
DES – Data Encryption Standard

- Federal Information Processing Standard 46 (FIPS PUB 46) [1977]
- IBM Lucifer [1971]
- Baseado em rede de Feistel
- Chave de 56 bits (para caber em um chip)
- Blocos de 64 bits
- Ótima implementação em Hardware

DES Ilustrado



DES Ilustrado



DES – Permutação inicial

(a) Initial Permutation (IP)

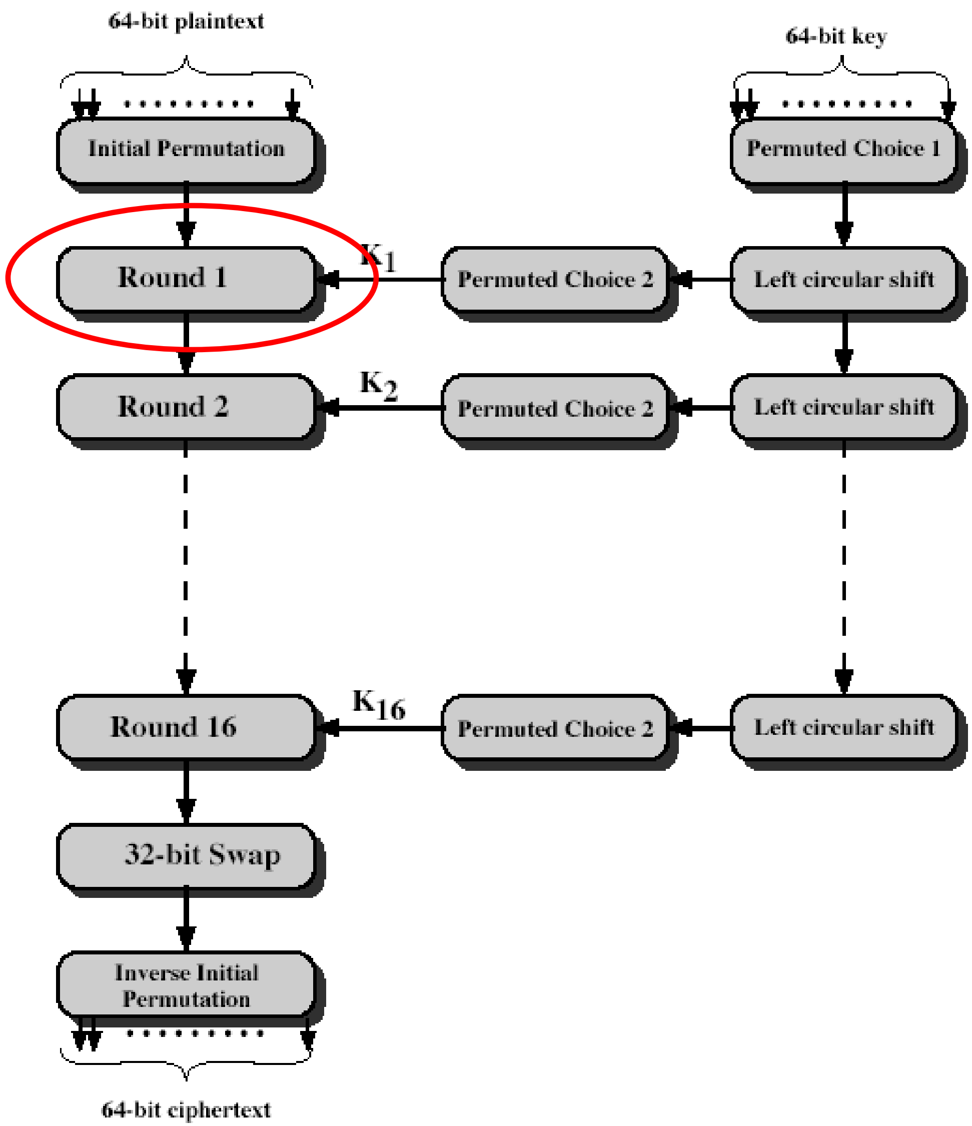
58	50	42	34	26	18	10	2
60	52	44	36	28	20	12	4
62	54	46	38	30	22	14	6
64	56	48	40	32	24	16	8
57	49	41	33	25	17	9	1
59	51	43	35	27	19	11	3
61	53	45	37	29	21	13	5
63	55	47	39	31	23	15	7

(b) Inverse Initial Permutation (IP^{-1})

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

- IP-1(IP(M))=M
- Adicionam Difusão

DES Ilustrado



DES – Estrutura de 1 Rodada

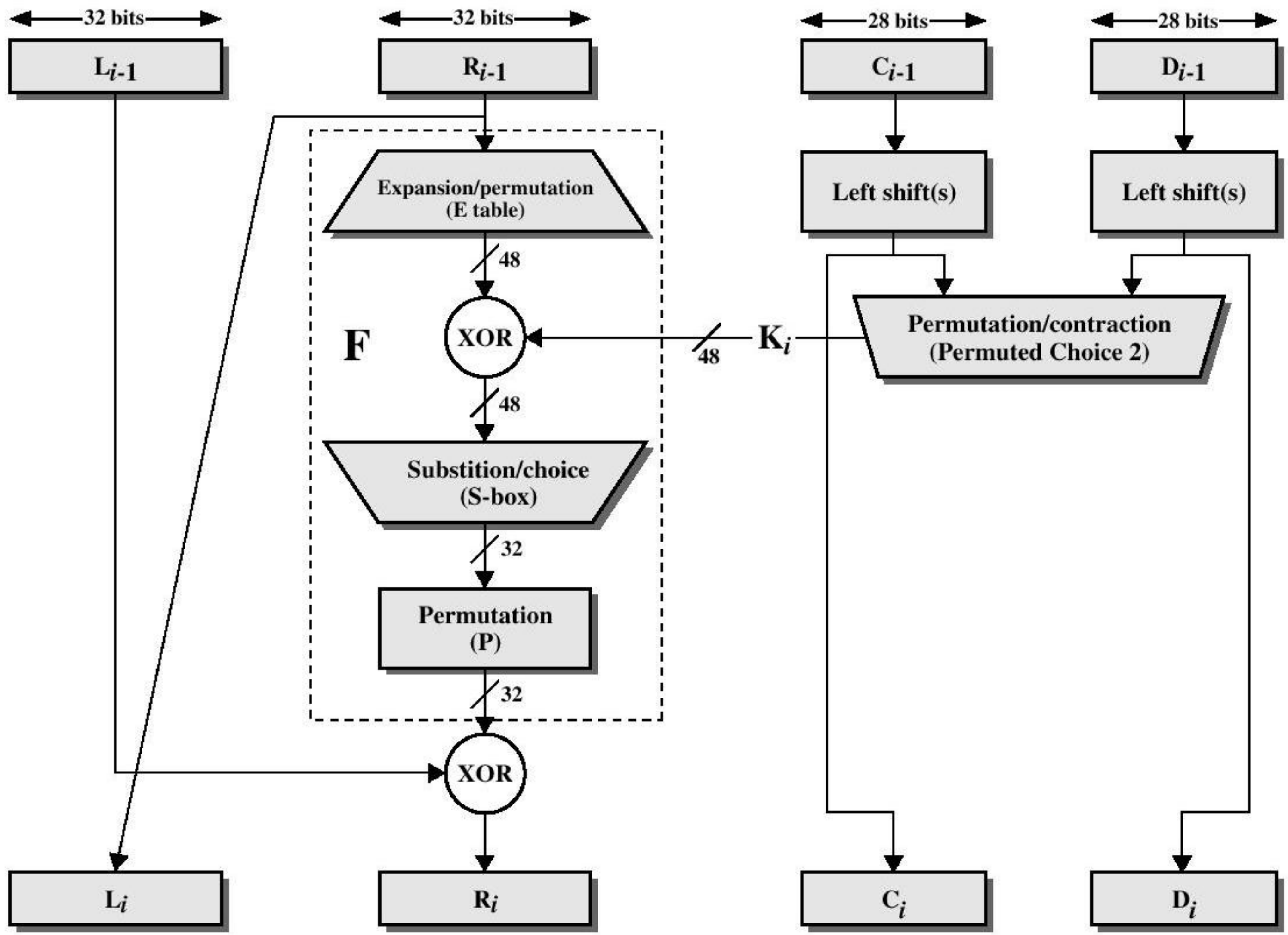


Figure 2.4 Single Round of DES Algorithm

DES – Estrutura de 1 Rodada

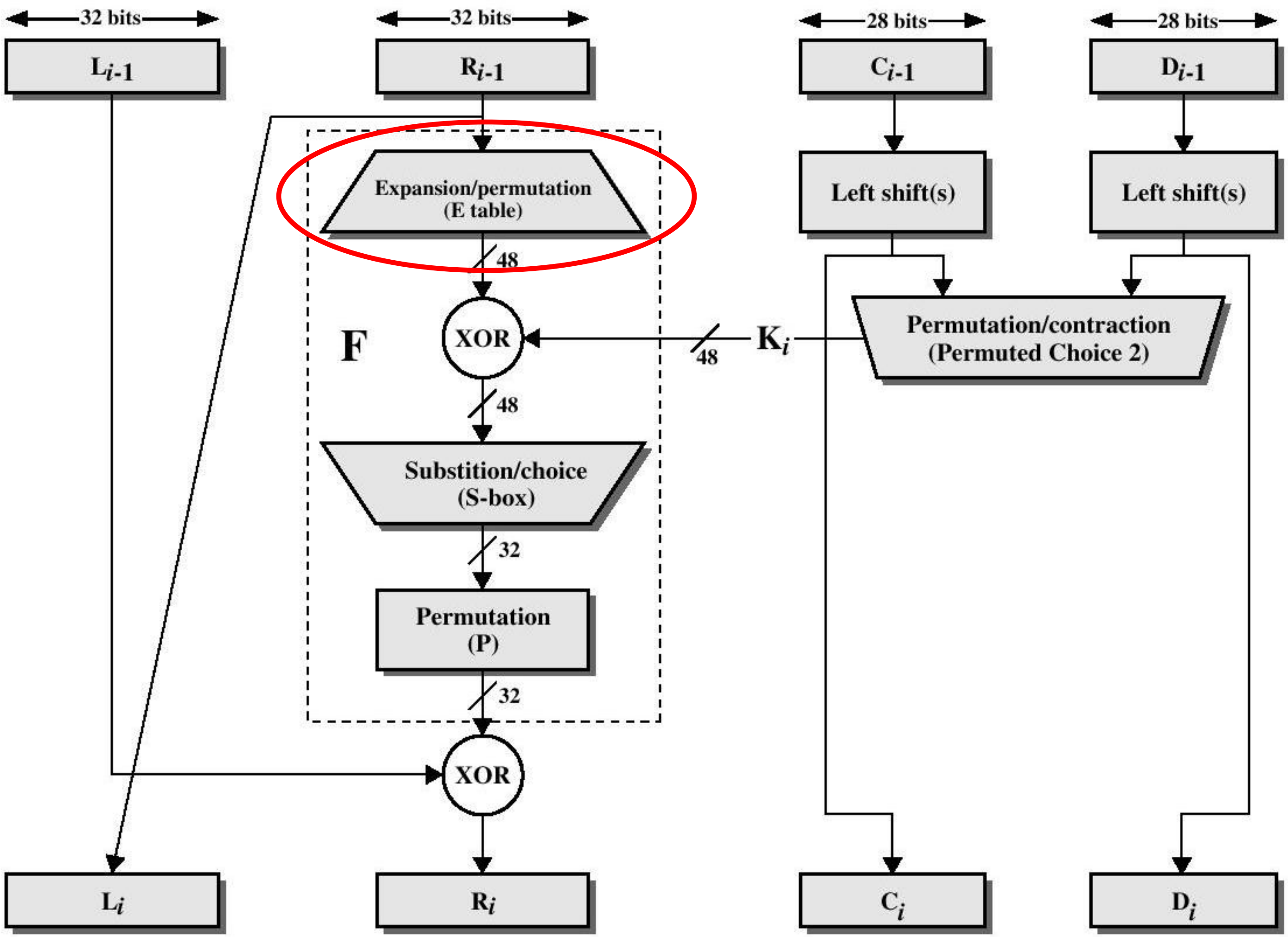


Figure 2.4 Single Round of DES Algorithm

DES - Permutação de Expansão

(c) Expansion Permutation (E)

32	1	2	3	4	5
4	5	6	7	8	9
8	9	10	11	12	13
12	13	14	15	16	17
16	17	18	19	20	21
20	21	22	23	24	25
24	25	26	27	28	29
28	29	30	31	32	1

DES – Estrutura de 1 Rodada

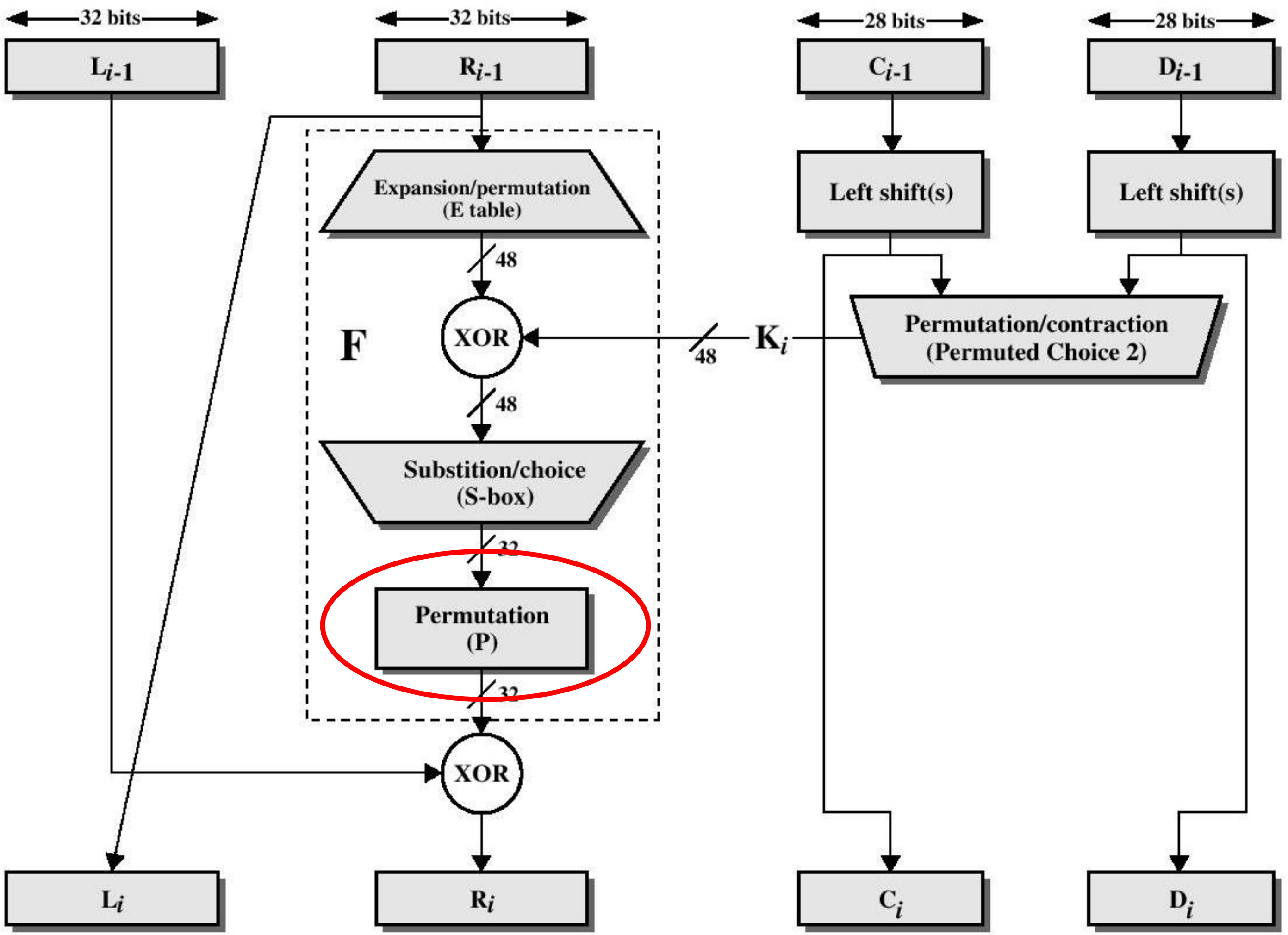


Figure 2.4 Single Round of DES Algorithm

DES – Função de Permutação

(d) Permutation Function (P)

16	7	20	21	29	12	28	17
1	15	23	26	5	18	31	10
2	8	24	14	32	27	3	9
19	13	30	6	22	11	4	25

DES – Estrutura de 1 Rodada

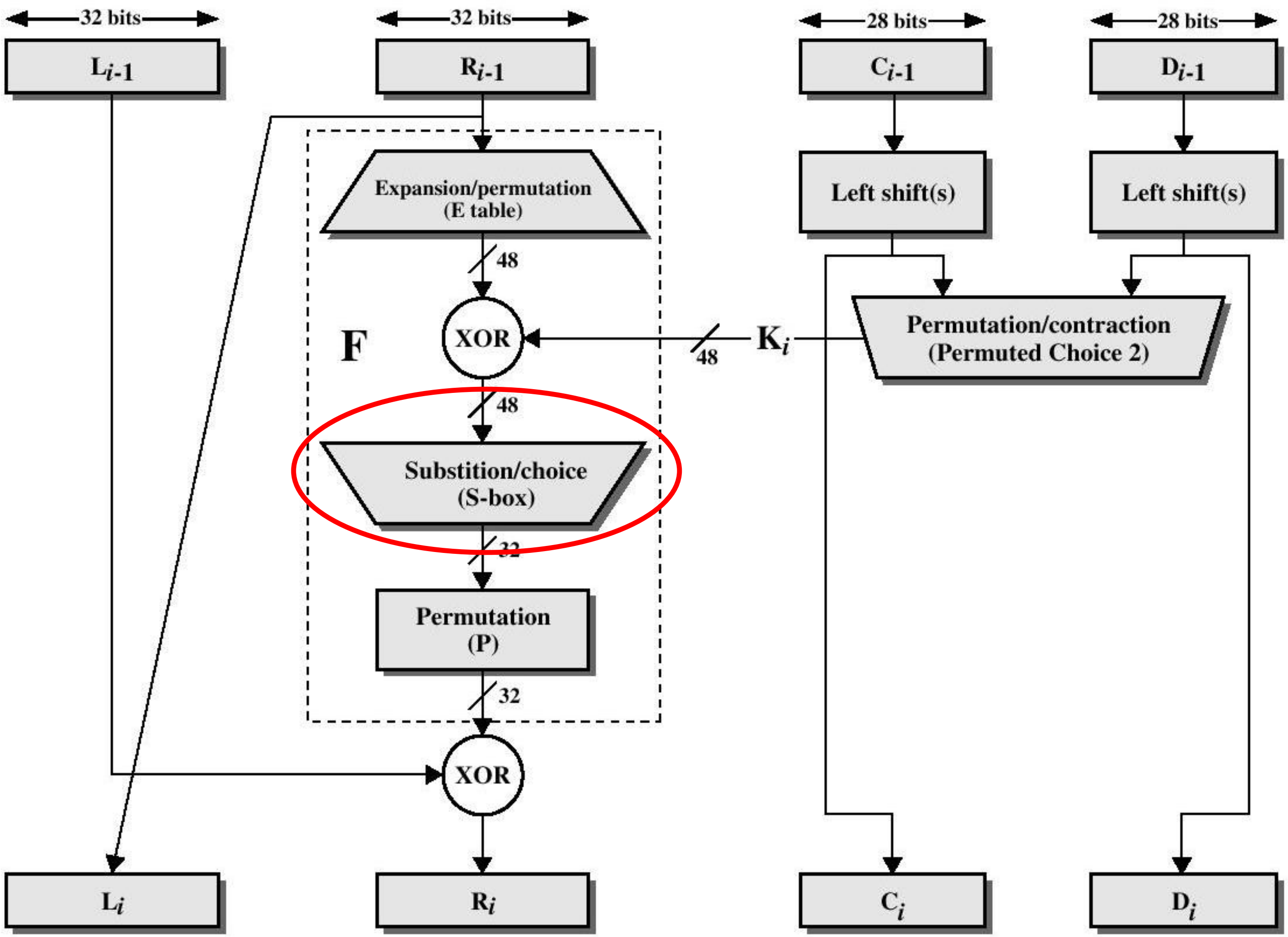
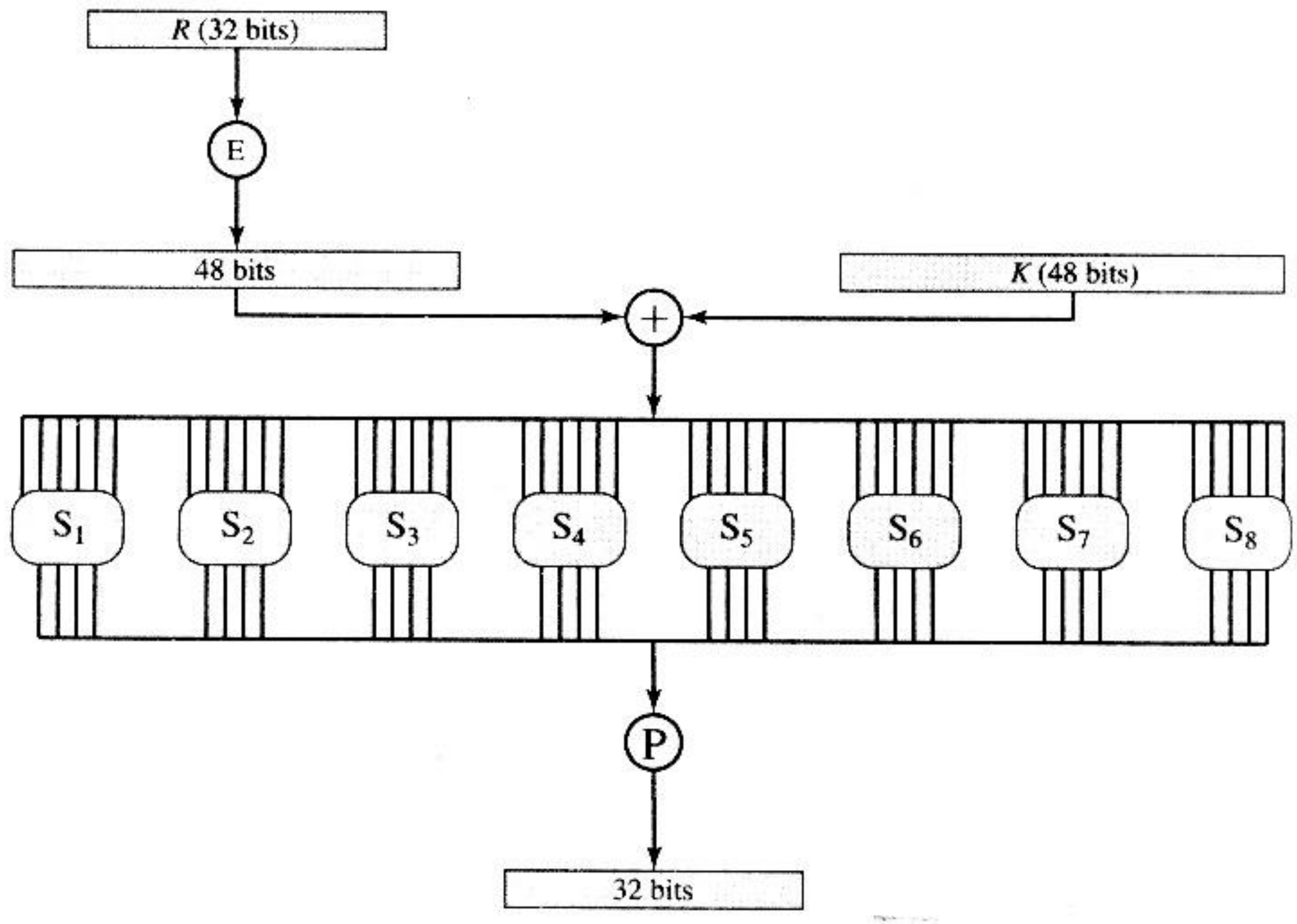


Figure 2.4 Single Round of DES Algorithm

DES – Função (R,K)



DES – Caixas S

Table 3.3 Definition of DES S-Boxes

S_1

14	4	13	1	2	15	11	8	3	10	6	12	5	9	0	7
0	15	7	4	14	2	13	1	10	6	12	11	9	5	3	8
4	1	14	8	13	6	2	11	15	12	9	7	3	10	5	0
15	12	8	2	4	9	1	7	5	11	3	14	10	0	6	13

S_2

15	1	8	14	6	11	3	4	9	7	2	13	12	0	5	10
3	13	4	7	15	2	8	14	12	0	1	10	6	9	11	5
0	14	7	11	10	4	13	1	5	8	12	6	9	3	2	15
13	8	10	1	3	15	4	2	11	6	7	12	0	5	14	9

S_3

10	0	9	14	6	3	15	5	1	13	12	7	11	4	2	8
13	7	0	9	3	4	6	10	2	8	5	14	12	11	15	1
13	6	4	9	8	15	3	0	11	1	2	12	5	10	14	7
1	10	13	0	6	9	8	7	4	15	14	3	11	5	2	12

S_4

7	13	14	3	0	6	9	10	1	2	8	5	11	12	4	15
13	8	11	5	6	15	0	3	4	7	2	12	1	10	14	9
10	6	9	0	12	11	7	13	15	1	3	14	5	2	8	4
3	15	0	6	10	1	13	8	9	4	5	11	12	7	2	14

S_5

2	12	4	1	7	10	11	6	8	5	3	15	13	0	14	9
14	11	2	12	4	7	13	1	5	0	15	10	3	9	8	6
4	2	1	11	10	13	7	8	15	9	12	5	6	3	0	14
11	8	12	7	1	14	2	13	6	15	0	9	10	4	5	3

S_6

12	1	10	15	9	2	6	8	0	13	3	4	14	7	5	11
10	15	4	2	7	12	9	5	6	1	13	14	0	11	3	8
9	14	15	5	2	8	12	3	7	0	4	10	1	13	11	6
4	3	2	12	9	5	15	10	11	14	1	7	6	0	8	13

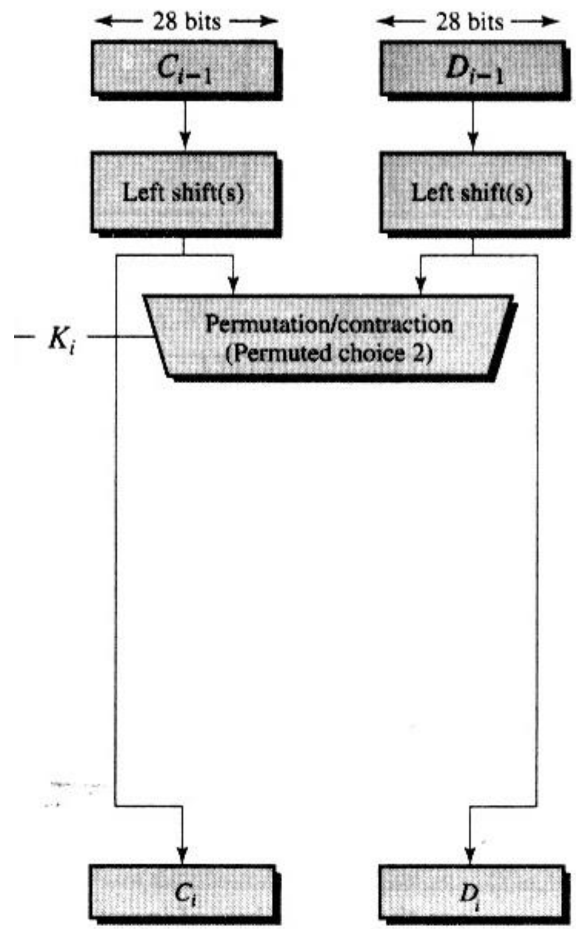
S_7

4	11	2	14	15	0	8	13	3	12	9	7	5	10	6	1
13	0	11	7	4	9	1	10	14	3	5	12	2	15	8	6
1	4	11	13	12	3	7	14	10	15	6	8	0	5	9	2
6	11	13	8	1	4	10	7	9	5	0	15	14	2	3	12

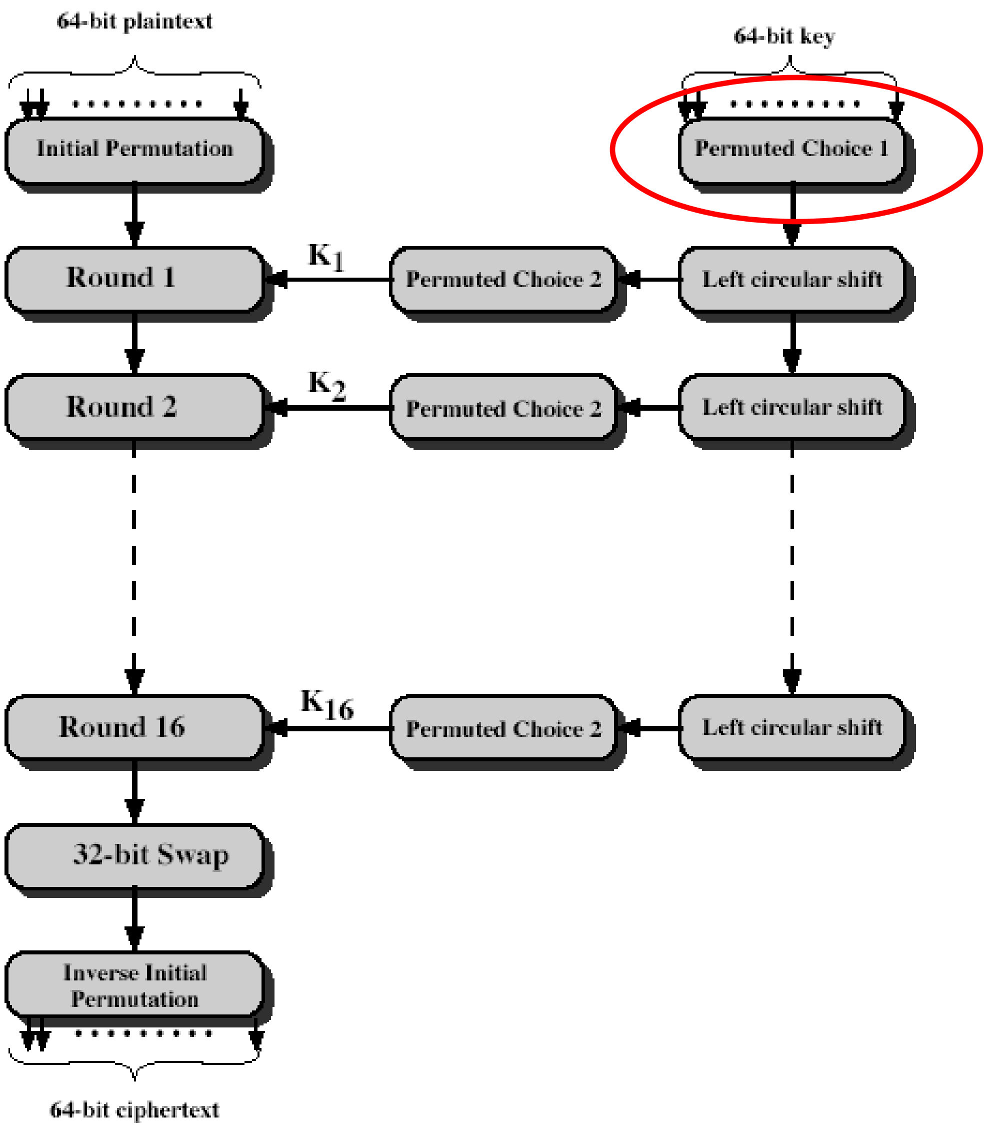
S_8

13	2	8	4	6	15	11	1	10	9	3	14	5	0	12	7
1	15	13	8	10	3	7	4	12	5	6	11	0	14	9	2
7	11	4	1	9	12	14	2	0	6	10	13	15	3	5	8
2	1	14	7	4	10	8	13	15	12	9	0	3	5	6	11

DES – Geração de Subchaves



DES Ilustrado



DES – Escolha Permutada 1

(b) Permuted Choice One (PC-1)

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

DES – Geração de Subchaves

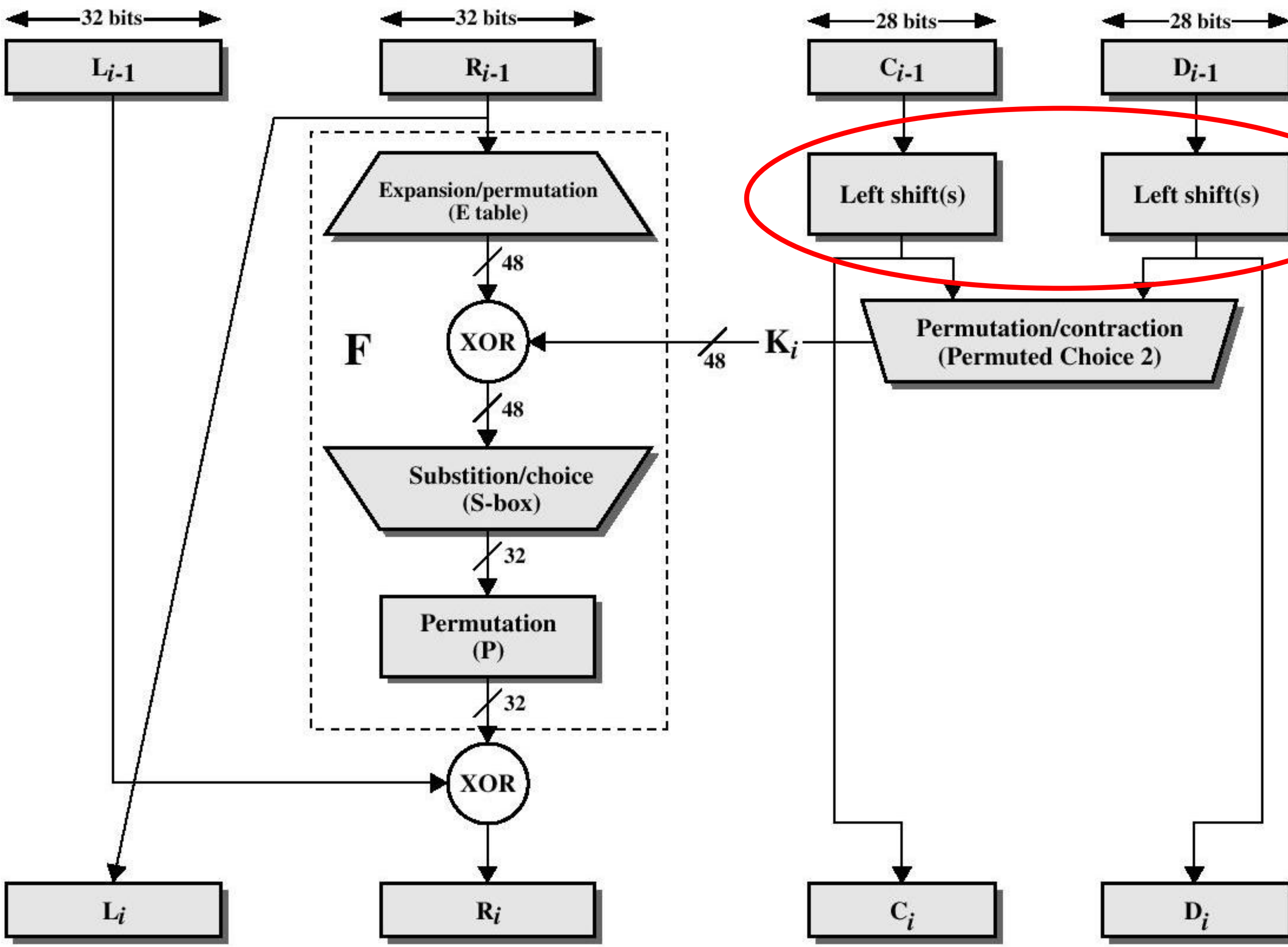


Figure 2.4 Single Round of DES Algorithm

DES – Tabela de Rotação a Esquerda

(d) Schedule of Left Shifts

Round number	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
Bits rotated	1	1	2	2	2	2	2	2	1	2	2	2	2	2	2	1

DES – Geração de Subchaves

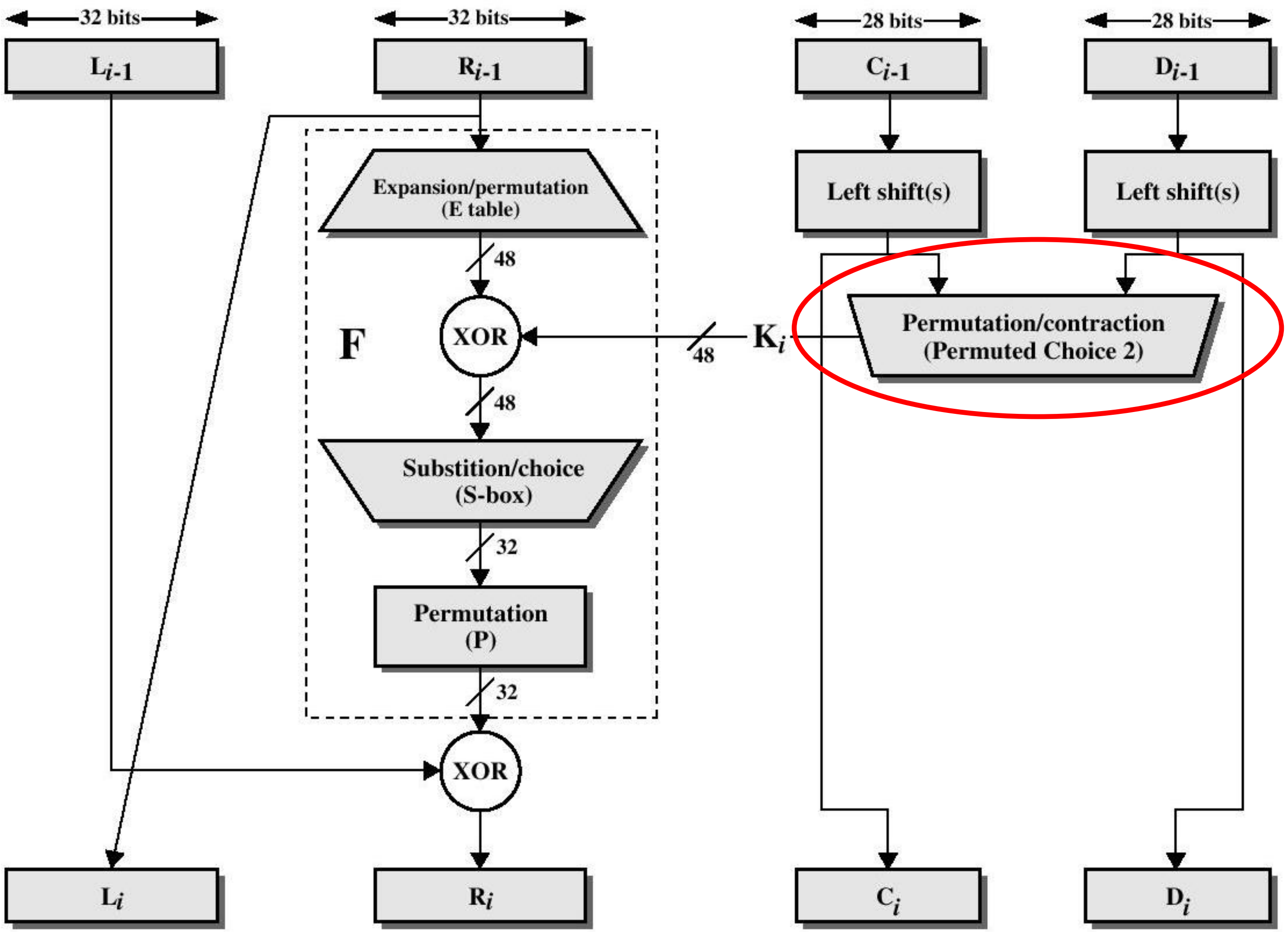


Figure 2.4 Single Round of DES Algorithm

DES – Escolha Permutada 2

(c) Permuted Choice Two (PC-2)

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

Efeito Avalanche no DES

Table 3.5 Avalanche Effect in DES

(a) Change in Plaintext		(b) Change in Key	
Round	**Number of bits that differ**	**Round**	**Number of bits that differ**
0	1	0	0
1	6	1	2
2	21	2	14
3	35	3	28
4	39	4	32
5	34	5	30
6	32	6	32
7	31	7	35
8	29	8	34
9	42	9	40
10	44	10	38
11	32	11	31
12	30	12	33
13	30	13	28
14	26	14	26
15	29	15	34
16	34	16	35

DES - Força Criptográfica

- $2^{56} = 7.2 \times 10^{16}$
- 1977 → US$ 20 Milhões = 10 horas
- 1998 → US$ 250mil = 70 horas
- Hoje → US$ 10mil = minutos
- Importante lembrar que é necessário conhecer a natureza do texto claro
- Não foram descobertas ate hoje falhas nas caixas S

Criptoanálise Diferencial

- Não foi discutido na literatura até 1990
- Ataque no DES por Biham e Shamir (1993)
  - Redução do espaço de busca para 2^{47}
- Factível em versões com menos rodadas
- Conhecida pela equipe do LUCIFER em 1974
- Baseado na diferença XOR de dois textos claros
- Probabilidade de bits em caixas S

Criptoanálise Linear

- Ataque baseado em aproximações lineares
  - Redução do espaço de busca para 2^{43}
- Ataque de texto claro escolhido
- Pode ser usado uma rodada de cada vez por ser linear
- Combina os resultados achados em várias rodadas

Matemática Criptográfica

- Aritmética Modular
- Algoritmo de Euclides
- Grupos, Anéis e Corpos
- Aritmética Polinomial
- Corpos Finitos GF(2^n)

Aritmética Modular

- a é um inteiro e n é um inteiro positivo
- a mod n é o resto da divisão de a por n
- A= [a/n] x n + (a mod n)
- Congruência modulo n:
  - (a mod n) = (b mod n)
  - $a \cong b \pmod{n}$
  - $a \cong b \pmod{n} \rightarrow b \cong a \pmod{n}$
  - $a \cong b \pmod{n}$ e $b \cong c \rightarrow a \cong c \pmod{n}$

Aritmética Modular - Operações

- $[(a \bmod n) + (b \bmod n)] = (a + b) \bmod n$
- $[(a \bmod n) - (b \bmod n)] = (a - b) \bmod n$
- $[(a \bmod n) \times (b \bmod n)] = (a \times b) \bmod n$
- $(a + b) \cong (a + c) \bmod n \rightarrow b \cong c \bmod n$

Algoritmo de Euclides

- Máximo Divisor Comum
  - c é um divisor de a e b
  - Qualquer divisor de a e b é divisor de c
- gcd (a, b) = gcd (b, a mod b)
- gcd (a,b)

1. A ← a; B ← b
2. If B = 0 return A = gcd (a,b)
3. R = A mod B
4. A ← B; B ← R
5. goto 2

Álgebra Abstrata – Grupos

- {G, .} são conjuntos de elementos com uma operação binária denotada por "." que associa pares ordenados em G, onde:
  - Fechamento: Se $a \wedge b \in G \rightarrow a . b \in G$
  - Associatividade: $a . (b . c) = (a . b) . c$
  - Identidade: $a . e = e . a = a \; \forall \; a \in G$
  - Inverso: $\exists a' \mid a' . a = a . a' = e$
- Exemplo: inteiros positivos e negativos

Álgebra Abstrata - Grupos

- Se o numero de elementos é finito, chama-se Grupo finito
- Grupo Abeliano:
  - Comutatividade: $a\,.b = b\,.\,a\ \forall\ a,b \in G$
- Grupo Cíclico:
  - $a^3 = a.a.a$
  - $a^0 = e$
  - G é cíclico se $\forall\ x \in G \rightarrow x = a^k \wedge a \in G \wedge k \in N$
  - Cíclico é sempre Abeliano

Álgebra Abstrata - Anéis

- {R,+,x} é um conjunto de elementos com duas operações binárias chamadas adição e multiplicação para todos a e b, onde:
  - R é um grupo Abeliano para adição
  - R tem fechamento sob multiplicação
  - R tem associatividade sob multiplicação
  - R tem distributividade:
    - $a(b+c) = ab + ac \ \forall\ a,b,c \in G$
    - $(a+b)c = ac + bc \ \forall\ a,b,c \in G$

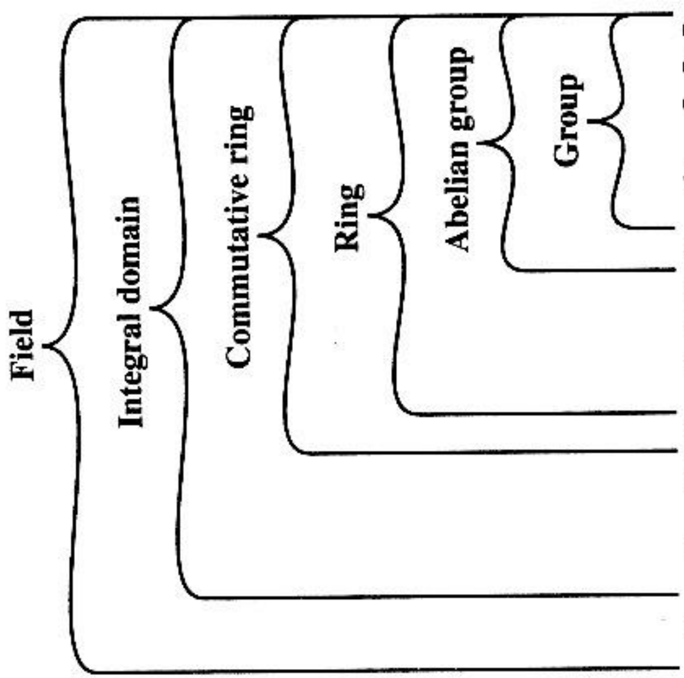
Álgebra Abstrata - Anéis

- Anel Comutativo:
  - Comutatividade da multiplicação: ab = ba
- Domínio integral:
  - Identidade Multiplicativa: a1 = 1a = a
  - Divisores não-nulos:
    - Ab = 0 nem a = 0 ou b = 0
- O conjunto $Z_n = \{0,1,..., n-1\}$ é um anel comutativo junto com a operação de mod n

Álgebra Abstrata - Corpos

- {F,+,x} é um conjunto de elementos com duas operações binárias chamadas adição e multiplicação tal que:
  - F é um domínio integral
  - F tem multiplicativa inversa:
    - $\forall\ a \in F$, exceto 0, $\exists a^{-1} \in F \mid aa^{-1} = (a^{-1})a = 1$
- Um Corpo é um conjunto onde se pode adicionar, subtrair , multiplicar e dividir sem deixar o conjunto

Álgebra Abstrata - Relações



(A1) Closure under addition:	If a and b belong to S, then $a + b$ is also in S
(A2) Associativity of addition:	$a + (b + c) = (a + b) + c$ for all a, b, c in S
(A3) Additive identity:	There is an element 0 in R such that $a + 0 = 0 + a = a$ for all a in S
(A4) Additive inverse:	For each a in S there is an element $-a$ in S such that $a + (-a) = (-a) + a = 0$
(A5) Commutativity of addition:	$a + b = b + a$ for all a, b in S
(M1) Closure under multiplication:	If a and b belong to S, then ab is also in S
(M2) Associativity of multiplication:	$a(bc) = (ab)c$ for all a, b, c in S
(M3) Distributive laws:	$a(b + c) = ab + ac$ for all a, b, c in S $(a + b)c = ac + bc$ for all a, b, c in S
(M4) Commutativity of multiplication:	$ab = ba$ for all a, b in S
(M5) Multiplicative identity:	There is an element 1 in S such that $a1 = 1a = a$ for all a in S
(M6) No zero divisors:	If a, b in S and $ab = 0$, then either $a = 0$ or $b = 0$
(M7) Multiplicative inverse:	If a belongs to S and $a \neq 0$, there is an element a^{-1} in S such that $aa^{-1} = a^{-1}a = 1$

Corpos Finitos GF(p)

- p é um número primo
- Z_p\{0,1,...p-1\} e as operações são mod p
- Tem multiplicativa inversa, porque p é relativamente primo de todos elementos
- GF(p) tem p elementos
- As operações + e x são definidas no conjunto
  - Adição, subtração, multiplicação e divisão são possíveis
- Exemplo: GF(2) [+ XOR, * AND], GF(3)

Aritmética Polinomial

- Polinômio:
  - $f(x)= a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \ldots + a_1 x + a_0$
- n é o grau do polinômio
- S: conjunto de números formados por a_i
- Aritmética dividida em 3 classes:
  - Ordinária: regras básicas de álgebra
  - Modular: aritméticas no coeficientes mod p
  - Modular Polinomial: mod m(x), onde m(x) é um polinômio irredutível

Aritmética Polinomial

- Em álgebra abstrata x é o indeterminado
  - Não nos interessa resolve-lo
- Aritmética Polinomial inclui adição subtração e multiplicação
- Divisão requer que o conjunto S seja um corpo
  - Números reais, Racionais, Z_p

Aritmética Polinomial

- Adição e Subtração
  - Adiciona-se ou subtrai-se os expoentes
- Multiplicação
  - Multiplica-se os polinômios elemento a elemento
  - Se o grau do resultado for maior ou igual ao grau do polinômio irredutível, então devemos tirar o módulo

Aritmética Polinomial

- Exemplo:
  - $f(x) = x^6+x^4+x^2+x+1$
  - $g(x) = x^7+x+1$
  - $m(x) = x^8+x^4+x^3+x+1$

  - $f(x) + g(x) = x^7+x^6+x^4+x^2$
  - $f(x)*g(x) \bmod m(x) = x^7+x^6+1$

Corpos Finitos de Gallois GF(2^n)

- GF(2) é o corpo finito mais simples
  - + → XOR , x → AND
- Polinômio irredutível
- Usamos um polinômio primo sob o Corpo
- Para algoritmos serem executados em maquinas de base 8 bits usa-se polinômios irredutíveis de grau 8
- Ex.: GF(2^3)

AES – Advance Encryption Standard

- Cifrador de bloco para substituir o DES
- Competição em 2001, Chamada em 1997
  - 21 algoritmos, 15 candidatos, 5 finalistas, Rijndael vencedor
- Suporte a 128, 192 e 256 bits
- Não usa Feistel, processa o bloco inteiro
- Rounds:
  - Substituição de bytes, permutação, operação sobre corpo finito, e XOR com a chave

AES – Critérios de Avaliação Inicial

- Segurança:
  - Esforço comprovado para ataque de criptoanálise
- Custo Computacional:
  - Eficiente em software e hardware. Links de alta velocidade
- Características do Algoritmo:
  - Flexibilidade, compatibilidade e simplicidade

AES – Critérios Intermediários

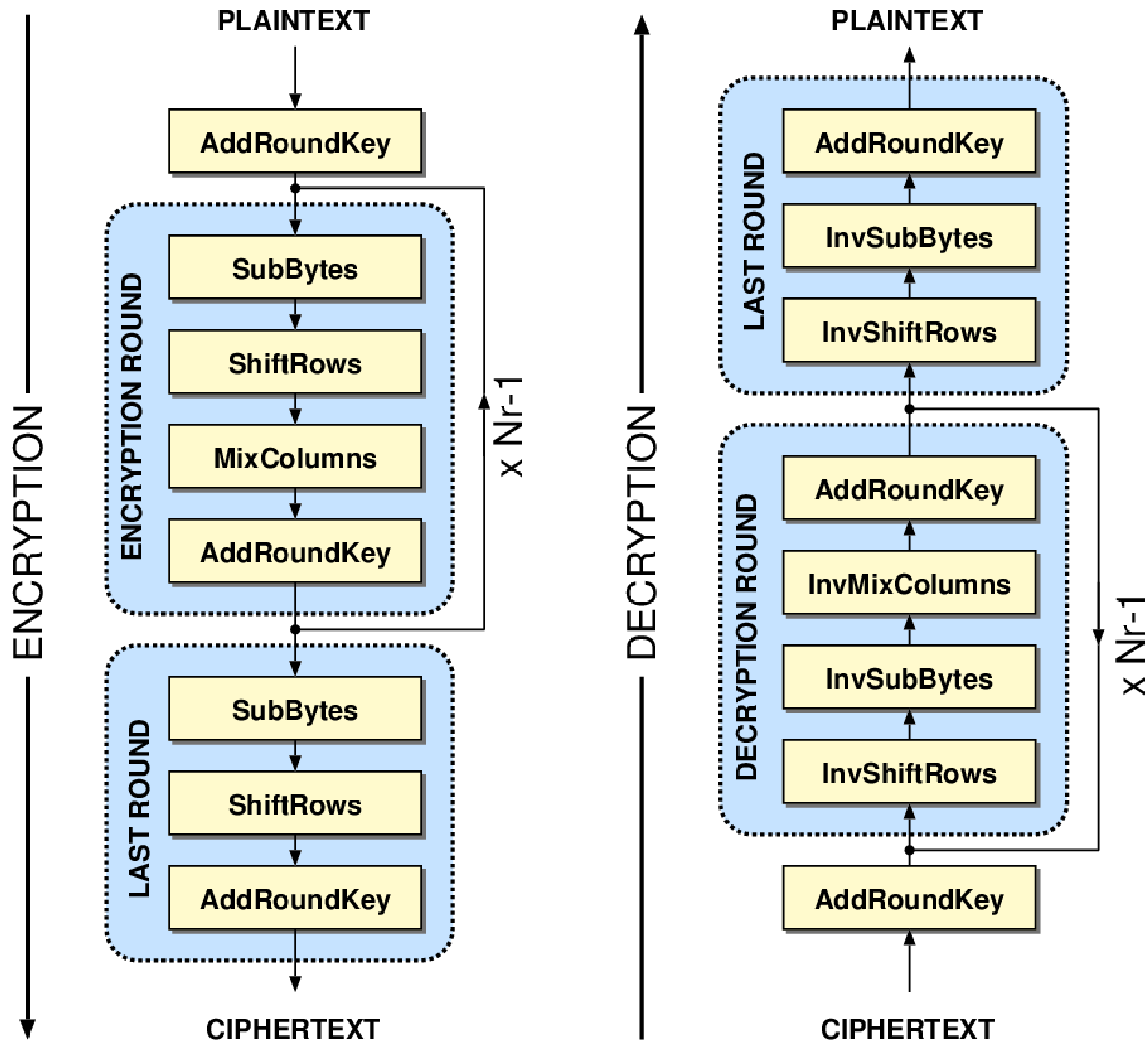
- Segurança verificada pela comunidade
- Implementação em Software
- Restrições de espaço e implementação em hardware
- Ataques nas implementações
- Cifragem x Decifragem
- Agilidade de chaves
- Paralelismo em nível de instrução

AES - Cifrador

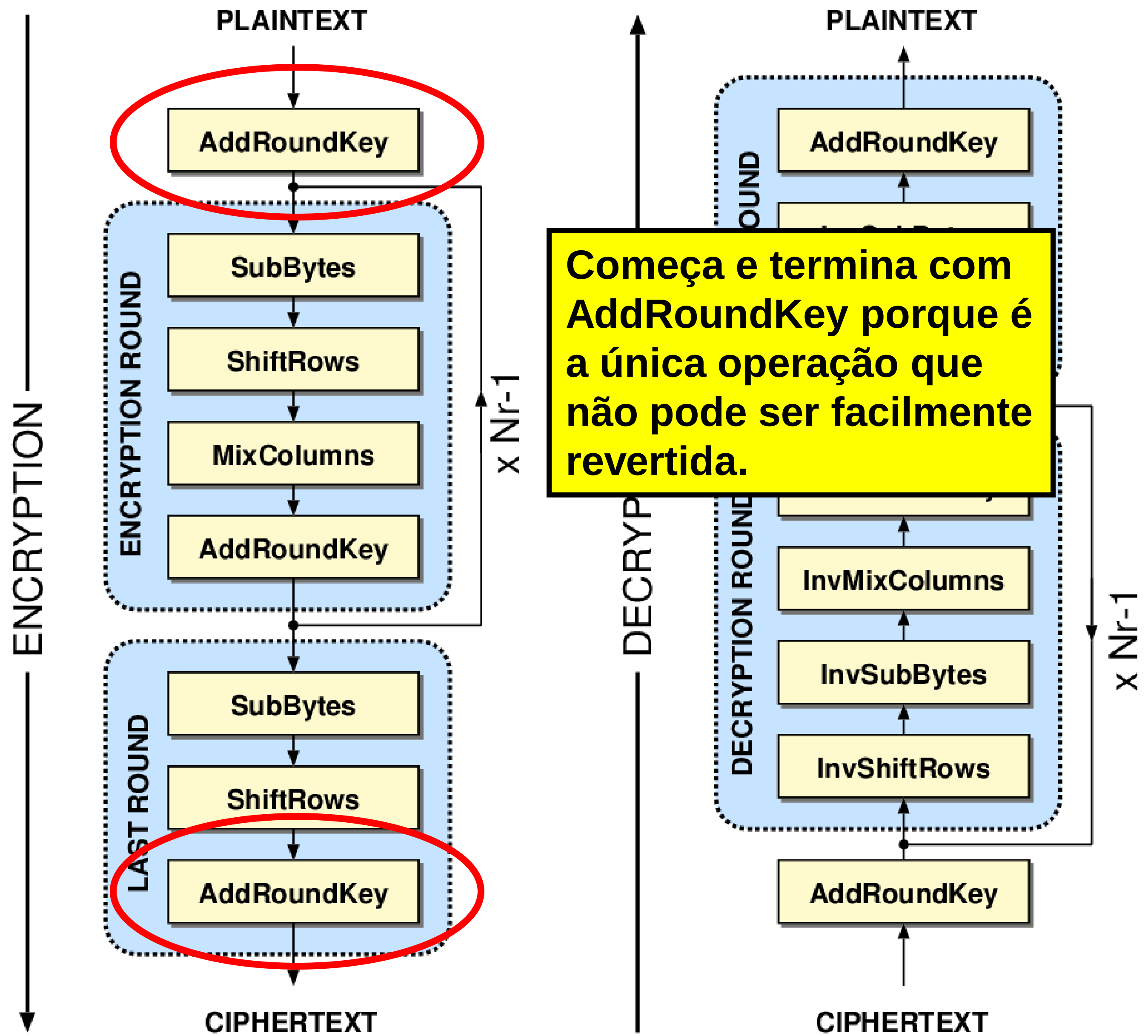
- Tamanho de bloco sempre 128 bits
- Tamanho de Chave Variável (128,192,256)
- Rijndael
  - Resistência a ataques conhecidos
  - Velocidade e tamanho em variadas plataformas
  - Simplicidade

Key size (words/bytes/bits)	4/16/128	6/24/192	8/32/256
Plaintext block size (words/bytes/bits)	4/16/128	4/16/128	4/16/128
Number of rounds	10	12	14
Round key size (words/bytes/bits)	4/16/128	4/16/128	4/16/128
Expanded key size (words/bytes)	44/176	52/208	60/240

AES – Cifragem e Decifragem

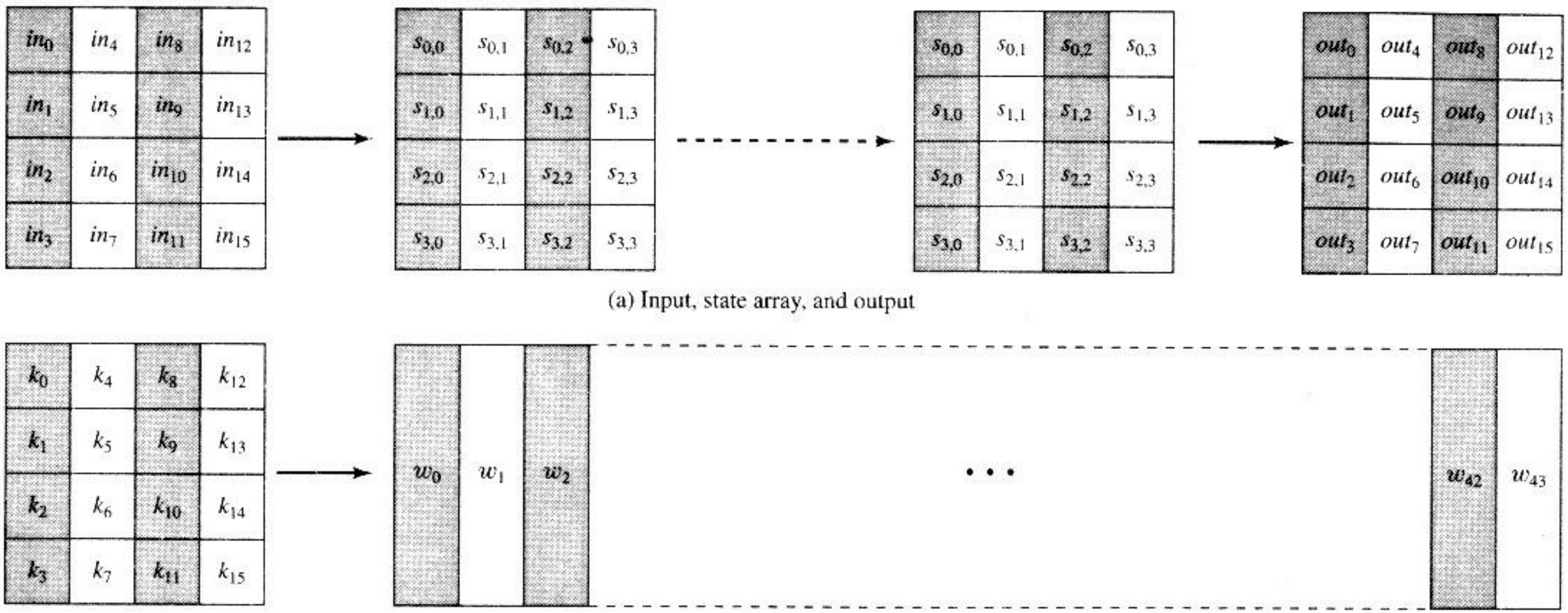


AES – Cifragem e Decifragem



Começa e termina com AddRoundKey porque é a única operação que não pode ser facilmente revertida.

AES – Estrutura de Dados



(a) Input, state array, and output

(b) Key and expanded key

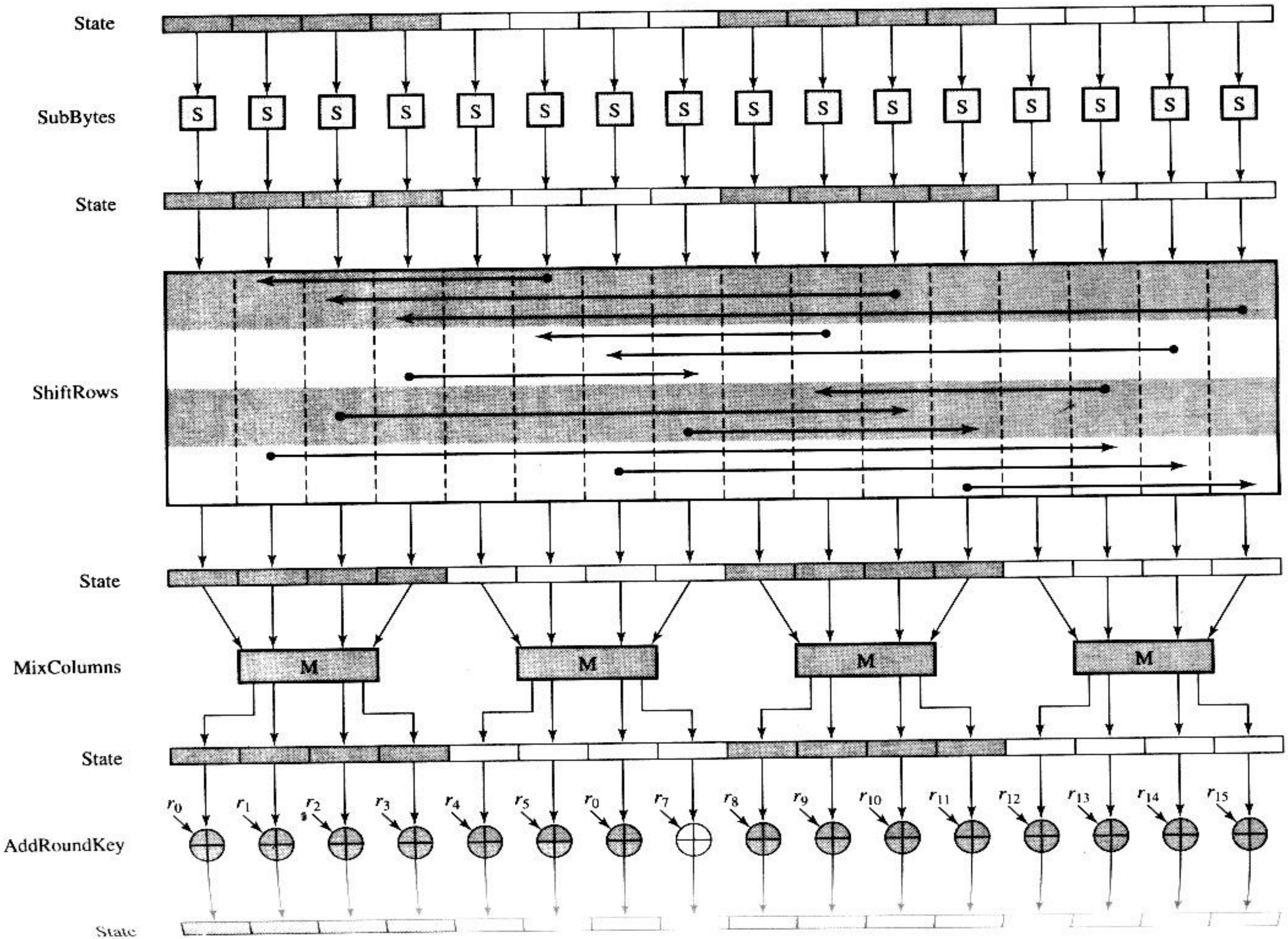
AES - Estrutura

- Chave é expandida por matriz
- Quatro estágios por rodada:
  - Byte Sub: Caixa S GF (2^8)
  - ShiftRows: Permutação
  - MixColumns: Substituição GF (2^8)
  - AddRoundKey: XOR com chave de rodada
- XOR da chave + 9 rodadas cheias + 3 passos da ultima rodada

AES - Estrutura

- Chave só entra em AddRoundKey
- AddRoundKey é um cifrador de Vernam
- Cada estágio é facilmente reversível
  - Chave + confusão, difusão e não linearidade
- Reversibilidade por XOR
- Decifragem usa chave na ordem invertida
- Estagio final adiciona a chave pra proteger as operações anteriores

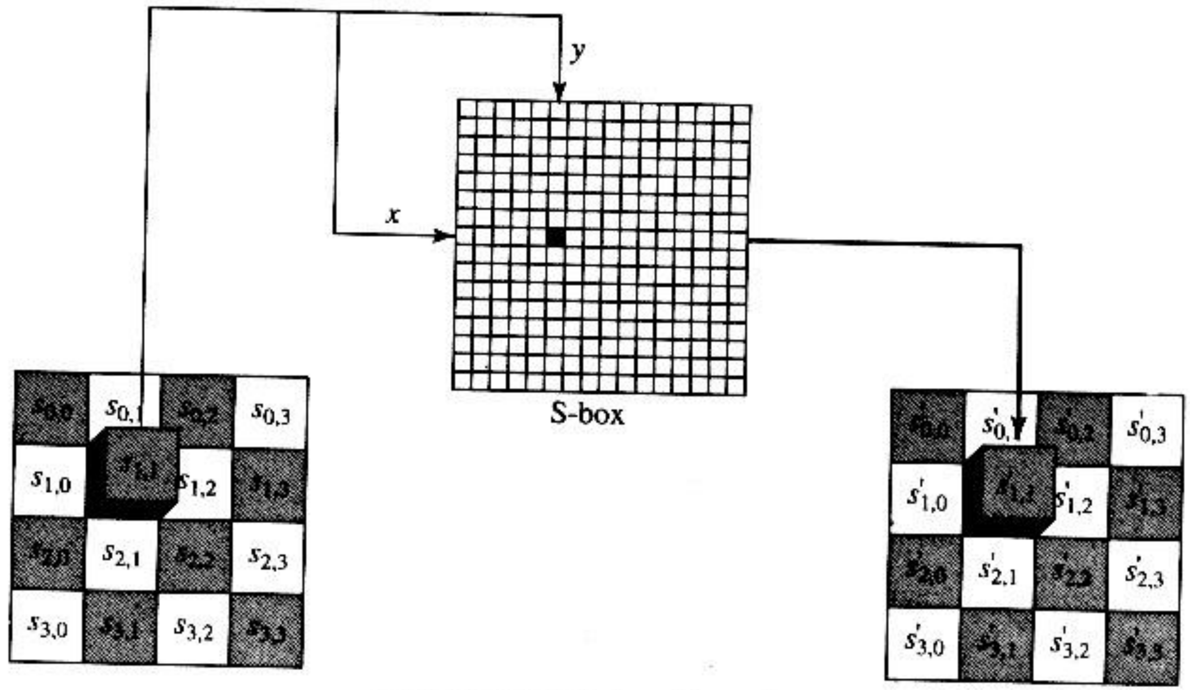
AES - Estrutura



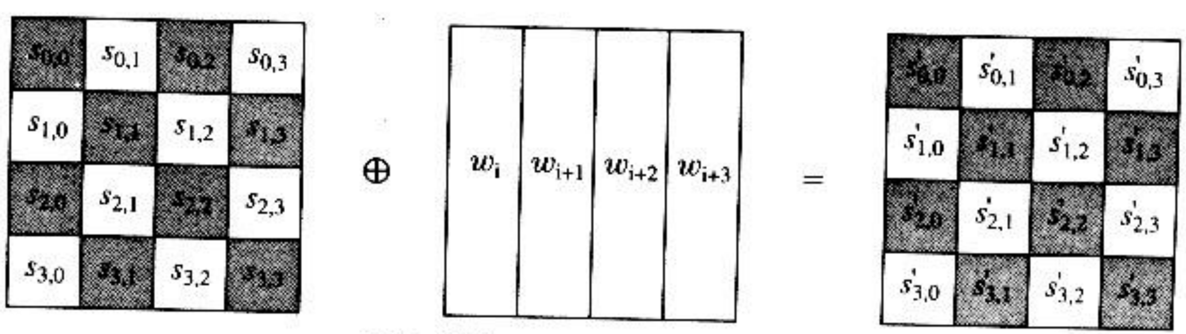
AES - ByteSub

- Busca em Tabela
- Similar a uma Caixa S
- Resistente a todos os ataques cripto-analíticos conhecidos
- Criada com Base em aritmética no GF (2^8), com o polinômio irredutível $x^8 + x^4 + x^3 + x + 1$
- Funcionamento byte a byte

AES – Funcionamento ByteSub



(a) Substitute byte transformation



(b) Add Round Key Transformation

AES – S-Box

(a) S-box

		y															
		0	**1**	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**A**	**B**	**C**	**D**	**E**	**F**
x	**0**	63	7C	77	7B	F2	6B	6F	C5	30	01	67	2B	FE	D7	AB	76
	1	CA	82	C9	7D	FA	59	47	F0	AD	D4	A2	AF	9C	A4	72	C0
	2	B7	FD	93	26	36	3F	F7	CC	34	A5	E5	F1	71	D8	31	15
	3	04	C7	23	C3	18	96	05	9A	07	12	80	E2	EB	27	B2	75
	4	09	83	2C	1A	1B	6E	5A	A0	52	3B	D6	B3	29	E3	2F	84
	5	53	D1	00	ED	20	FC	B1	5B	6A	CB	BE	39	4A	4C	58	CF
	6	D0	EF	AA	FB	43	4D	33	85	45	F9	02	7F	50	3C	9F	A8
	7	51	A3	40	8F	92	9D	38	F5	BC	B6	DA	21	10	FF	F3	D2
	8	CD	0C	13	EC	5F	97	44	17	C4	A7	7E	3D	64	5D	19	73
	9	60	81	4F	DC	22	2A	90	88	46	EE	B8	14	DE	5E	0B	DB
	A	E0	32	3A	0A	49	06	24	5C	C2	D3	AC	62	91	95	E4	79
	B	E7	C8	37	6D	8D	D5	4E	A9	6C	56	F4	EA	65	7A	AE	08
	C	BA	78	25	2E	1C	A6	B4	C6	E8	DD	74	1F	4B	BD	8B	8A
	D	70	3E	B5	66	48	03	F6	0E	61	35	57	B9	86	C1	1D	9E
	E	E1	F8	98	11	69	D9	8E	94	9B	1E	87	E9	CE	55	28	DF
	F	8C	A1	89	0D	BF	E6	42	68	41	99	2D	0F	B0	54	BB	16

AES - S-Box Invertida

(b) Inverse S-box

		y															
		0	**1**	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**A**	**B**	**C**	**D**	**E**	**F**
x	**0**	52	09	6A	D5	30	36	A5	38	BF	40	A3	9E	81	F3	D7	FB
	1	7C	E3	39	82	9B	2F	FF	87	34	8E	43	44	C4	DE	E9	CB
	2	54	7B	94	32	A6	C2	23	3D	EE	4C	95	0B	42	FA	C3	4E
	3	08	2E	A1	66	28	D9	24	B2	76	5B	A2	49	6D	8B	D1	25
	4	72	F8	F6	64	86	68	98	16	D4	A4	5C	CC	5D	65	B6	92
	5	6C	70	48	50	FD	ED	B9	DA	5E	15	46	57	A7	8D	9D	84
	6	90	D8	AB	00	8C	BC	D3	0A	F7	E4	58	05	B8	B3	45	06
	7	D0	2C	1E	8F	CA	3F	0F	02	C1	AF	BD	03	01	13	8A	6B
	8	3A	91	11	41	4F	67	DC	EA	97	F2	CF	CE	F0	B4	E6	73
	9	96	AC	74	22	E7	AD	35	85	E2	F9	37	E8	1C	75	DF	6E
	A	47	F1	1A	71	1D	29	C5	89	6F	B7	62	0E	AA	18	BE	1B
	B	FC	56	3E	4B	C6	D2	79	20	9A	DB	C0	FE	78	CD	5A	F4
	C	1F	DD	A8	33	88	07	C7	31	B1	12	10	59	27	80	EC	5F
	D	60	51	7F	A9	19	B5	4A	0D	2D	E5	7A	9F	93	C9	9C	EF
	E	A0	E0	3B	4D	AE	2A	F5	B0	C8	EB	BB	3C	83	53	99	61
	F	17	2B	04	7E	BA	77	D6	26	E1	69	14	63	55	21	0C	7D

AES – Construção S-Box

- Cria-se uma matriz 16 x 16 ordenada, com pares {xy} (hexadecimal), sendo x a linha e y a coluna.
- Cada byte é invertido no corpo finito $GF(2^8)$ e 00 é mapeado para ele mesmo

$$b_i' = b_i \oplus b_{(i+4)mod8} \oplus b_{(i+5)mod8} \oplus b_{(i+6)mod8} \oplus b_{(i+7)\ mod8} \oplus c_i$$

b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1	b_0
1	0	1	1	0	0	0	1

AES – Construção S-Box

- Inverse S-Box usa a inversa multiplicativa de b' em GF (2^8)

$$b_i' = b_{(i+2)mod8} \oplus b_{(i+5)mod8} \oplus b_{(i+7)mod8} \oplus d_i$$

- c e d escolhidos garantem pontos opostos não fixos

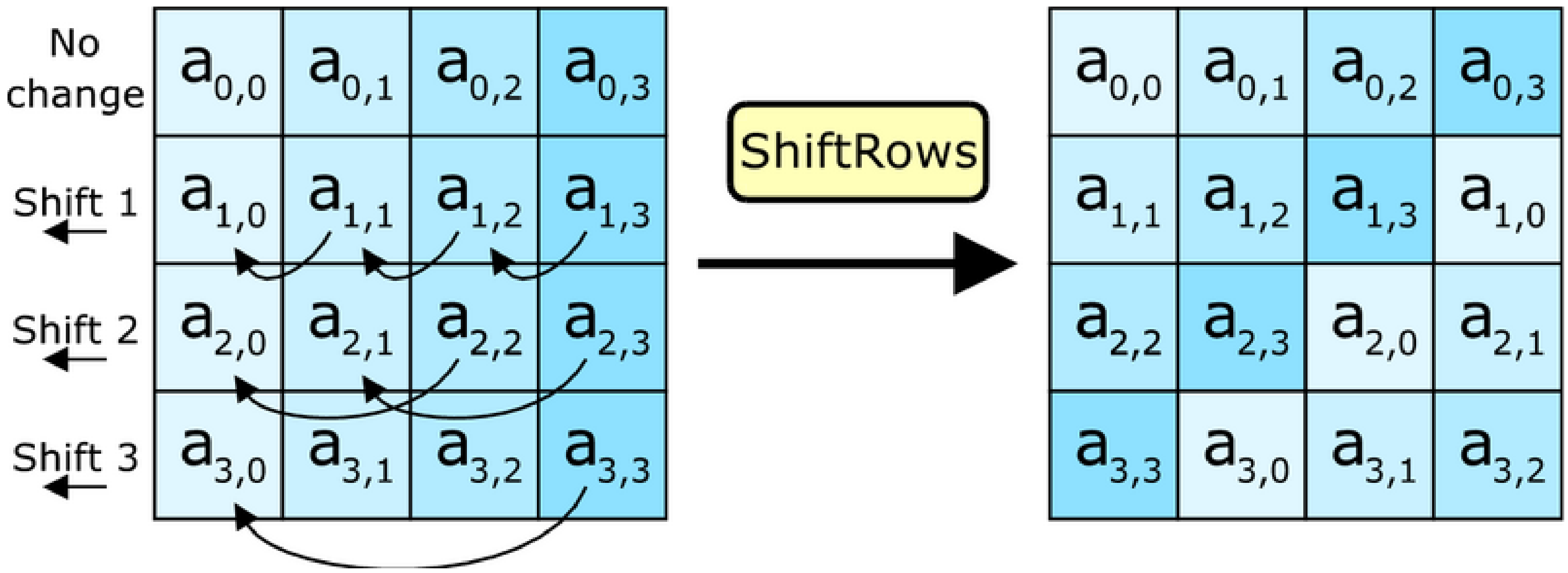
c_7	c_6	c_5	c_4	c_3	c_2	c_1	c_0
0	1	1	0	0	0	1	1

d_7	d_6	d_5	d_4	d_3	d_2	d_1	d_0
0	0	0	0	0	1	0	1

AES - ShiftRows

- Deslocamento horizontais de n bytes por linha
  - 0 na primeira, 1 na segunda, 2 na terceira e 3 na quarta
- Cifragem gira para esquerda
- Decifragem gira para a Direita
- Garante que 4 bytes de uma coluna são dispersos para outras colunas (dados de entrada e saída lidos em colunas)

AES - ShiftRows



AES – MixColumns

- Multiplicação de uma coluna do estado por uma matriz pré-determinada
- Matriz 4 x 4 é baseada numa inversão GF(2^8)
- Cada elemento na matriz produto é a soma dos elementos de uma linha e uma coluna, tudo em GF(2^8)
- Implementação prática baseada em XORs

AES - MixColumns

$$\begin{bmatrix} 02 & 03 & 01 & 01 \\ 01 & 02 & 03 & 01 \\ 01 & 01 & 02 & 03 \\ 03 & 01 & 01 & 02 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} s_{0,0} & s_{0,1} & s_{0,2} & s_{0,3} \\ s_{1,0} & s_{1,1} & s_{1,2} & s_{1,3} \\ s_{2,0} & s_{2,1} & s_{2,2} & s_{2,3} \\ s_{3,0} & s_{3,1} & s_{3,2} & s_{3,3} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} s'_{0,0} & s'_{0,1} & s'_{0,2} & s'_{0,3} \\ s'_{1,0} & s'_{1,1} & s'_{1,2} & s'_{1,3} \\ s'_{2,0} & s'_{2,1} & s'_{2,2} & s'_{2,3} \\ s'_{3,0} & s'_{3,1} & s'_{3,2} & s'_{3,3} \end{bmatrix}$$

$$\begin{aligned} s'_{0,j} &= (2 \bullet s_{0,j}) \oplus (3 \bullet s_{1,j}) \oplus s_{2,j} \oplus s_{3,j} \\ s'_{1,j} &= s_{0,j} \oplus (2 \bullet s_{1,j}) \oplus (3 \bullet s_{2,j}) \oplus s_{3,j} \\ s'_{2,j} &= s_{0,j} \oplus s_{1,j} \oplus (2 \bullet s_{2,j}) \oplus (3 \bullet s_{3,j}) \\ s'_{3,j} &= (3 \bullet s_{0,j}) \oplus s_{1,j} \oplus s_{2,j} \oplus (2 \bullet s_{3,j}) \end{aligned}$$

AES - MixColumns

87	F2	4D	97
6E	4C	90	EC
46	E7	4A	C3
A6	8C	D8	95

$\rightarrow$

47	40	A3	4C
37	D4	70	9F
94	E4	3A	42
ED	A5	A6	BC

87 * 02

10000111 * 00000010

$x^7+x^2+x+1 \; * \; x \qquad = x^8+x^3+x^2+x$

$(x^8+x^4+x^3+x^2) \bmod (x^8+x^4+x^3+x+1) = x^4+x^2+1$

000010101

AES - MixColumns

87	F2	4D	97
6E	4C	90	EC
46	E7	4A	C3
A6	8C	D8	95

→

47	40	A3	4C
37	D4	70	9F
94	E4	3A	42
ED	A5	A6	BC

87 * 02

10000111 * 00000010

b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1	b_0	b_e
1	0	0	0	0	1	1	1	0

Se $b_7 = 0$, então resultado = $b_6b_5b_4b_3b_2b_1b_00$

Se $b_7 = 1$, então resultado = $b_6b_5b_4b_3b_2b_1b_00 \oplus 00011011$

AES - MixColumns

87	F2	4D	97
6E	4C	90	EC
46	E7	4A	C3
A6	8C	D8	95

→

47	40	A3	4C
37	D4	70	9F
94	E4	3A	42
ED	A5	A6	BC

6E * 03

01101110 * 00000011

01101110 * (00000010 $\oplus$ 00000001)

(01101110 * 00000010) $\oplus$ 01101110

(6E*02) $\oplus$ 6E

Se $b_7 = 0$, então resultado = $b_6b_5b_4b_3b_2b_1b_0 0$

Se $b_7 = 1$, então resultado = $b_6b_5b_4b_3b_2b_1b_0 0 \oplus 00011011$

AES - MixColumns

87	F2	4D	97
6E	4C	90	EC
46	E7	4A	C3
A6	8C	D8	95

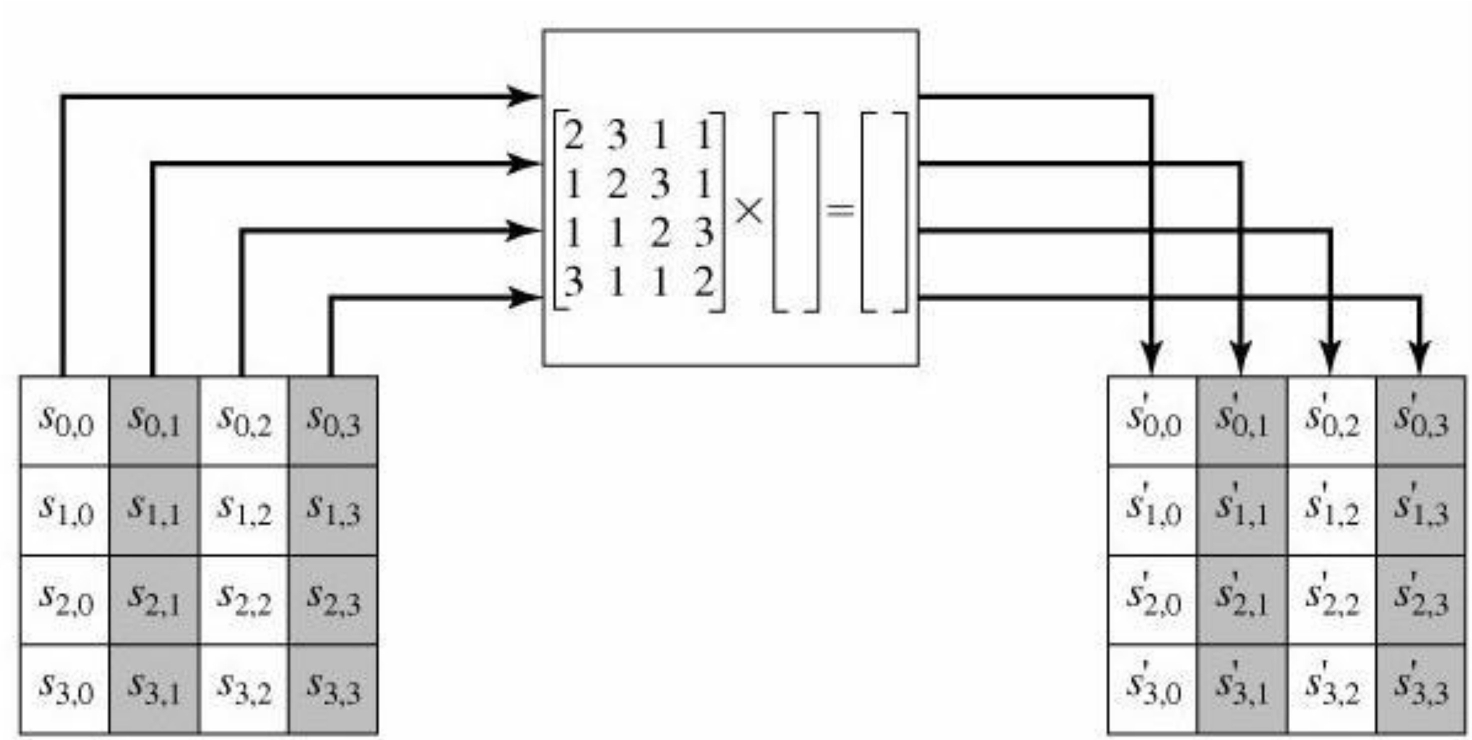
→

47	40	A3	4C
37	D4	70	9F
94	E4	3A	42
ED	A5	A6	BC

87 * 02 = 0001 0101 $\oplus$
6E * 03 = 1011 0010 $\oplus$
46 * 01 = 0100 0110 $\oplus$
A6 * 01 = 1010 0110 $\oplus$

0100 0111 = 47

AES – MixColumns



AES – MixColumns

- Matriz escolhida de forma a facilitar a implementação
  - 01 * f(x) = f(x)
  - 02 * f(x)
    - 02 = 0000 0010 = $0\ x^7 + 0\ x^6 + \ldots + 1x + 0 = x$
    - Grau de f(x) < 8, 02 * f(x) = f(x) * x (shift a esquerda)
    - Grau de f(x) >= 8, 02 * f(x) = f(x) * x XOR 0001 1011
      shift a esquerda XOR 0001 1011
  - 03 * f(x) = (x + 1) * f(x) = f(x) * x + f(x) * 1 =
    02 * f(x) + f(x)

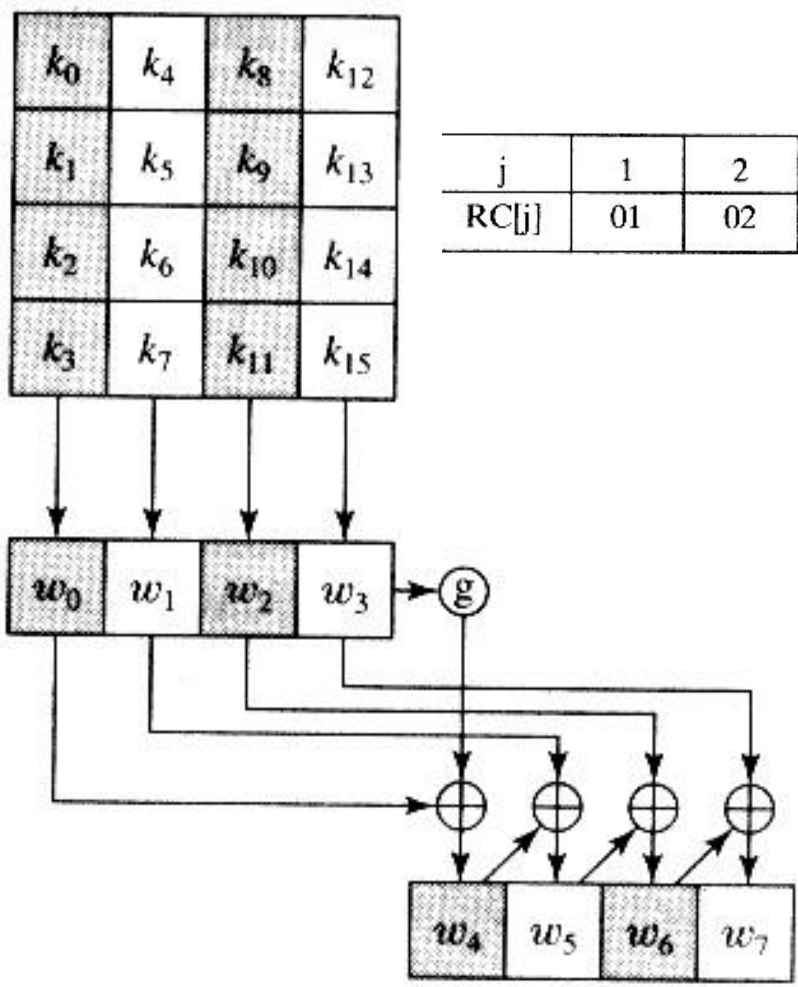
AES - AddRoundKey

- XOR do estado com uma chave de 128 bits da rodada
- Cifrador de Vernam
- Afeta cada bit da Matriz “State”
- Simples, mas eficaz por causa dos outros passos e da expansão de chaves

AES – Expansão de Chaves

- Entram 16 bytes e saem 176 bytes
- Produz 4 bytes para cada sub chave
- A chave são os 4 primeiros bytes da chave expandida
- Cada byte posterior depende do byte anterior com XOR exceto o ultimo
- G é uma função complexa (rotação, susbtituição usando caixa S, e XOR com uma constante de rodada)

AES – Expansão de Chaves

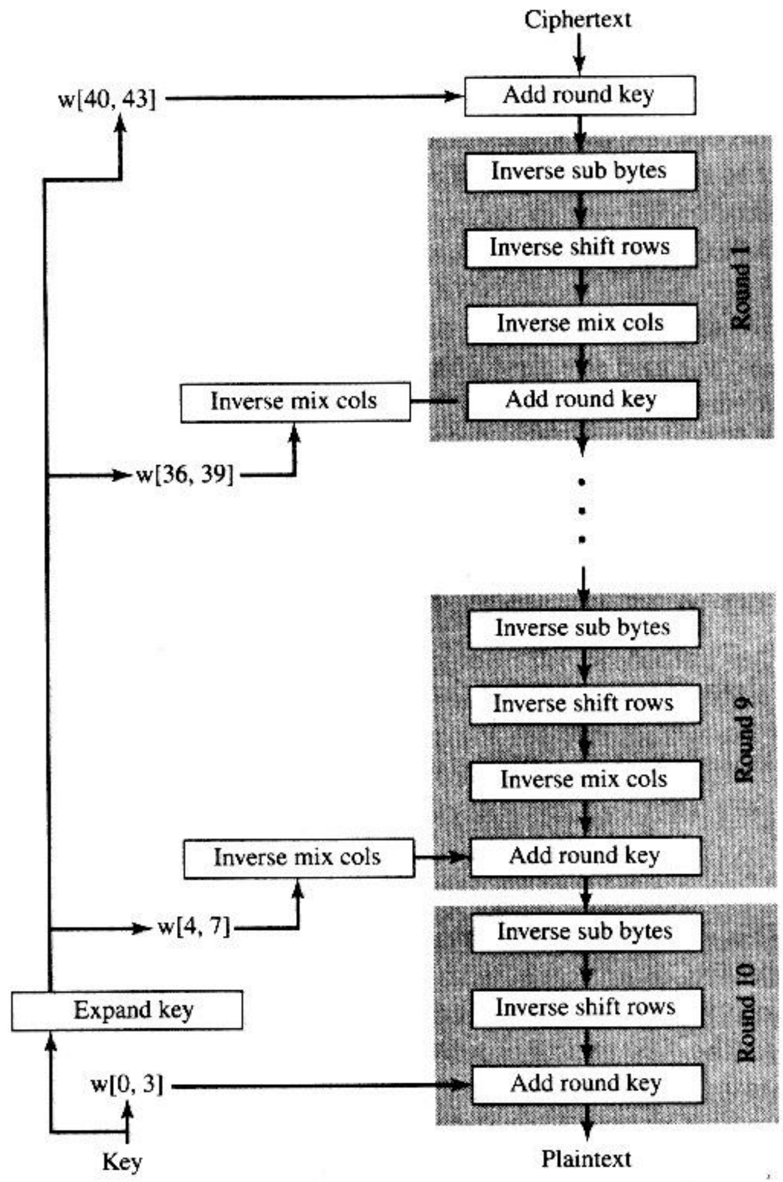


j	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
RC[j]	01	02	04	08	10	20	40	80	1B	36

Função g:

- Shift left de bytes
- S-Box em cada byte
- XOR com a word RC(j) 0 0 0
- j = rodada

AES – Cifrador Inverso



AES – Cifrador Inverso

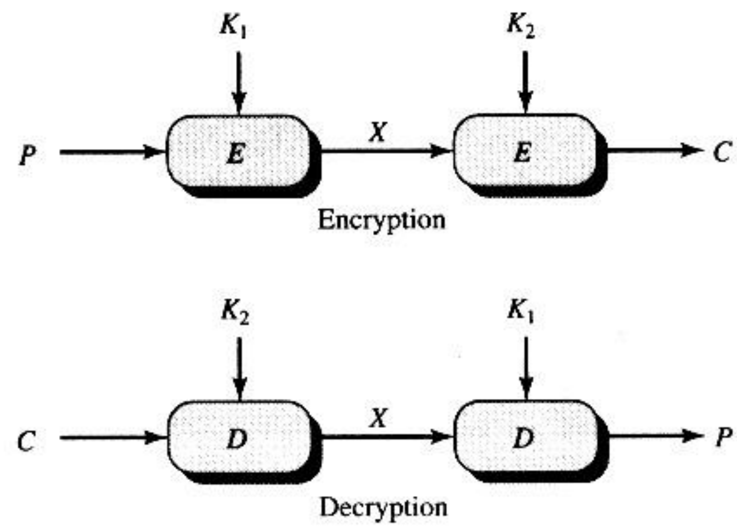
- Troca-se:
  - ShiftRows → InvShift Rows
  - SubBytes → InvSubBytes
  - MixColumns → InvMixColums
  - AddRoundKey usa as chaves em ordem invertida
- Em termos de implementação é o mesmo algoritmo, com matrizes de valores diferentes

Cifragem Múltipla

- Aplicação do mesmo algoritmos múltiplas vezes com diferentes chaves
  - Objetivo: Aumentar o espaço de busca da chave
- Meet-in-the-Middle [DIFF77]
  - Ataque de texto claro conhecido
  - Quebra qualquer cifrador com dois pares de blocos

Double DES

- Aumento da chave para 112 bits
- Produz mapeamentos que não são diretamente deriváveis por 1 aplicação
- Meet-in-the-middle com esforço de 2^{56} , não muito maior do que 2^{55} requerido pelo DES



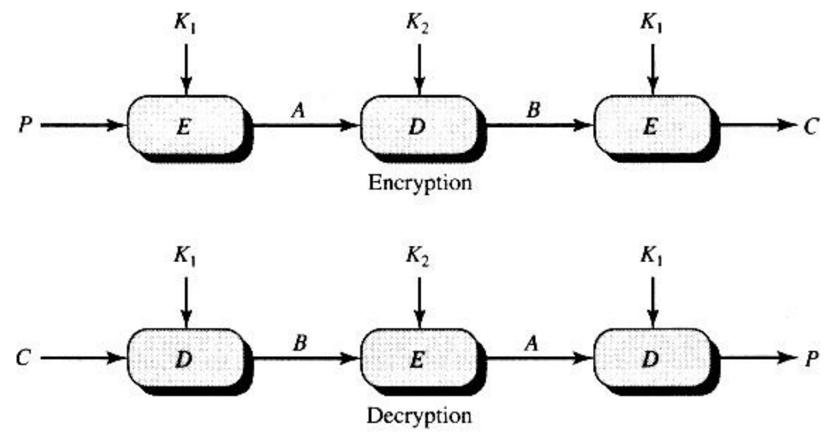
(a) Double encryption

Cifragem Múltipla

- Meet-in-the-Middle [DIFF77]
  - $C = E(K_2, E(K_1,P)) \rightarrow X = E(K_1,P) = D(K_2,C)$
  - Dois pares de P e C são conhecidos
  - Cifrar P com todas as possíveis chaves
  - Decifrar C com todas as possíveis chaves
  - Quando encontrar dois resultados iguais, testar as chaves para o outro par
  - Se os blocos coincidirem, então assume-se a chave como sendo verdadeira

Triple DES

- Chave de 112 ou 168 bits
- Evita Meet-in-the-middle
- Pode ser EDE, ou EEE. A decifragem não muda nada criptograficamente



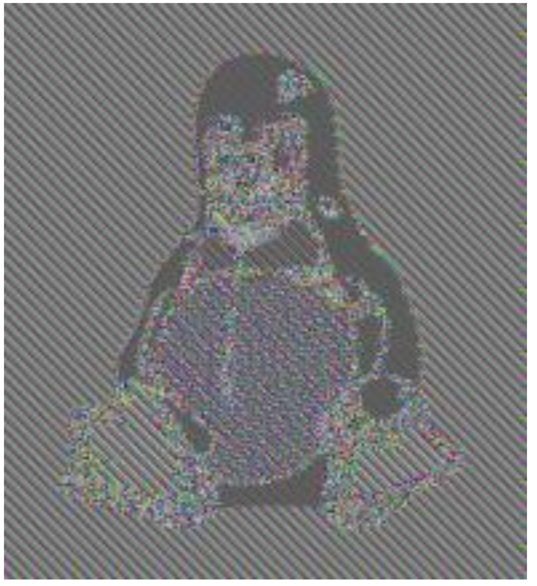
(b) Triple encryption

Modos de Operação

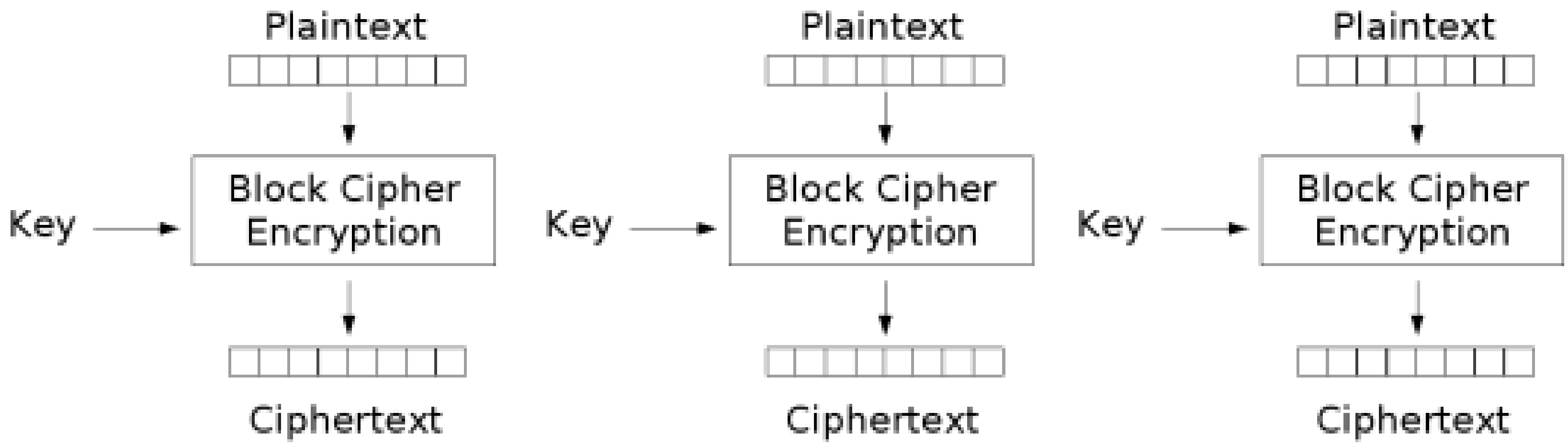
- Electronic Codebook -ECB
- Cipher Block Chaining - CBC
- Cipher Feedback - CFB
- Output Feedback - OFB
- Counter Mode - CTR

ECB

- Cada bloco é codificado de forma independente
- Segurança para transmissão de dados únicos e pequenos
- (senhas)



ECB

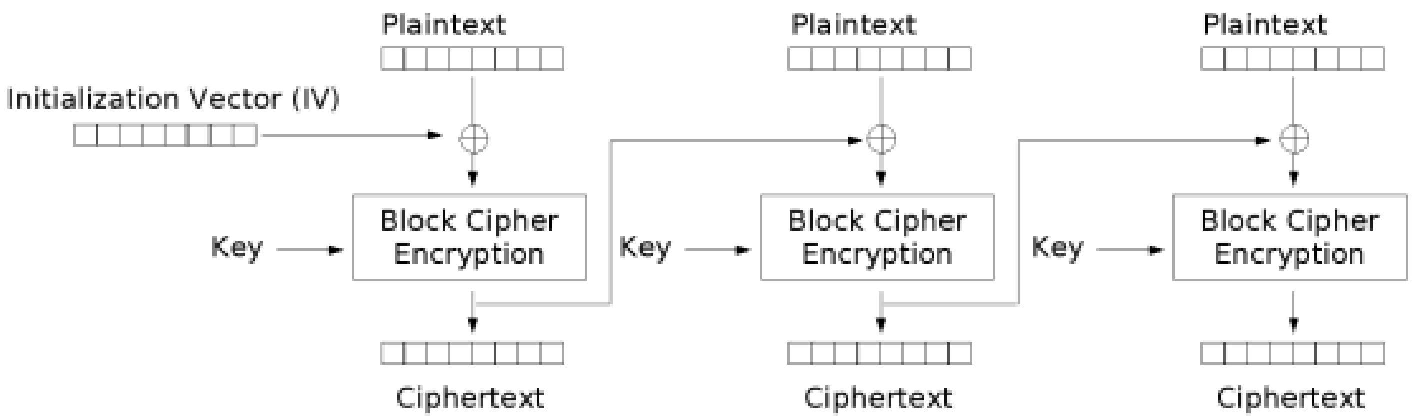


Electronic Codebook (ECB) mode encryption

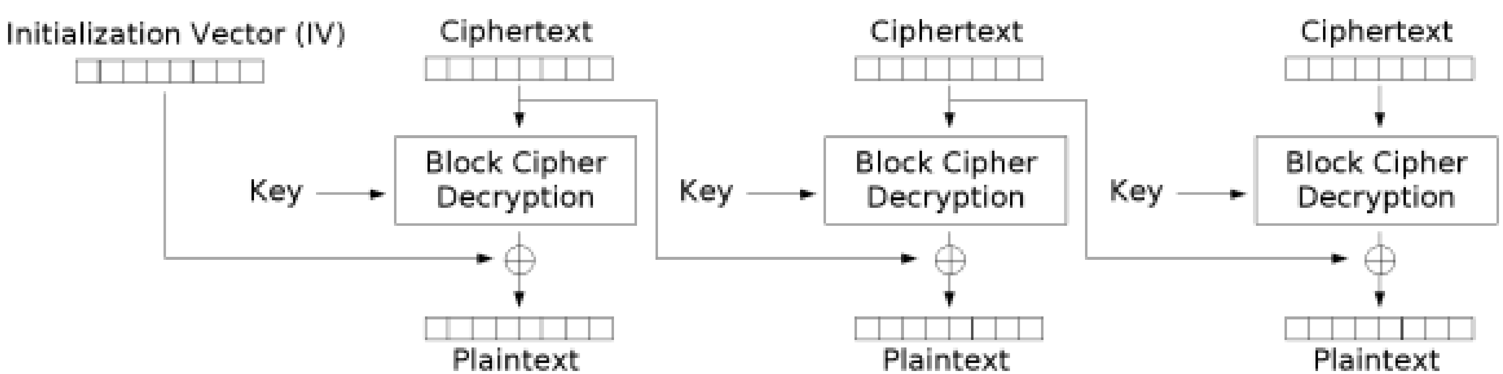
CBC

- A entrada é XOR do próximo bloco de texto claro e o bloco anterior cifrado
- Uso pra transmissão de dados gerais e autenticação
- Decifragem paralelizável

CBC



Cipher Block Chaining (CBC) mode encryption

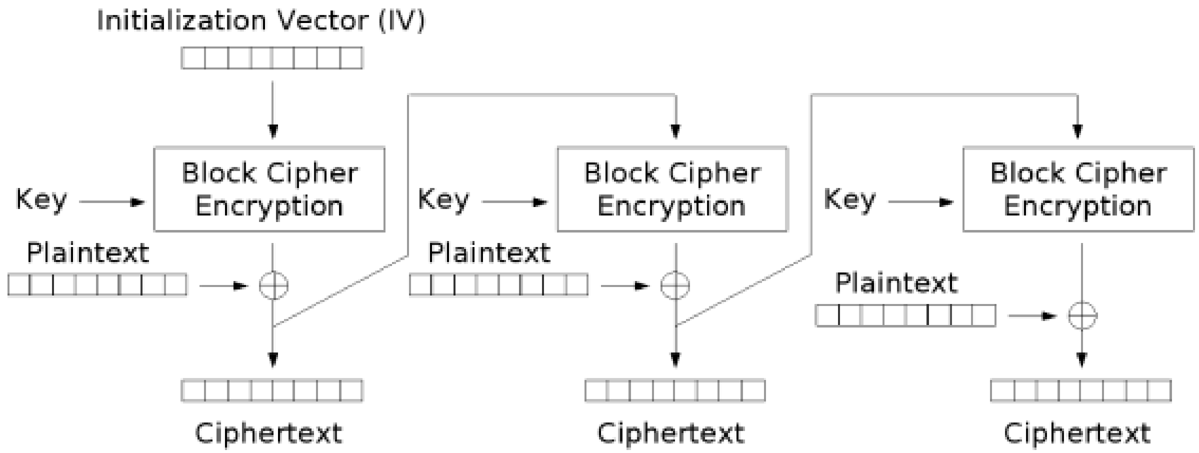


Cipher Block Chaining (CBC) mode decryption

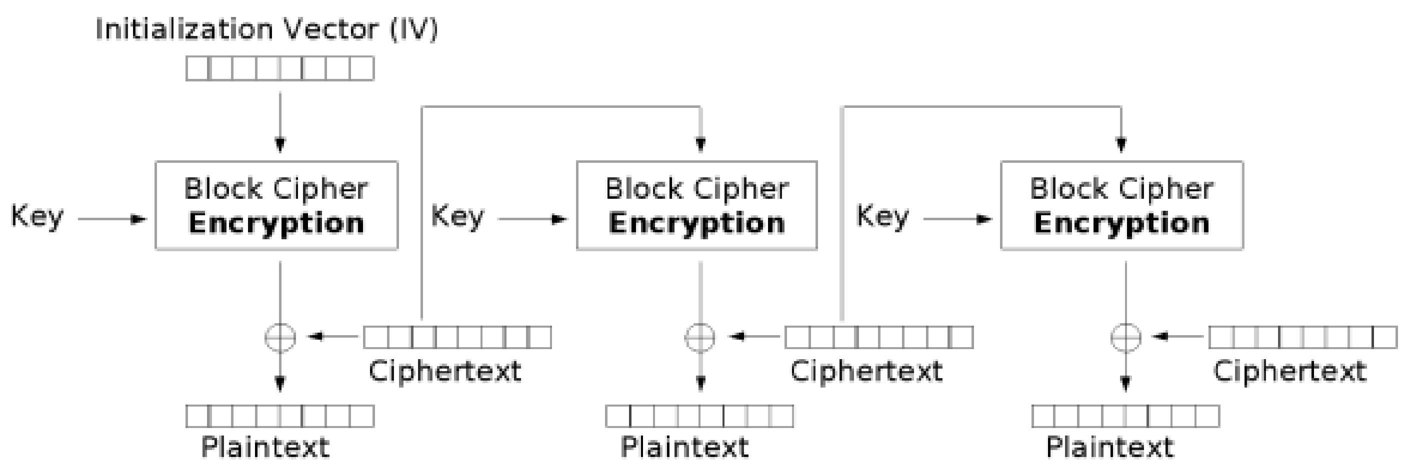
CFB

- O texto cifrado é XOR com o texto claro e retroalimentado no cifrador
- Transforma um cifrador de bloco em uma espécie de cifrador de fluxo
- Uso pra transmissão de dados gerais em **streaming** e autenticação
- Retroalimentação depois do XOR
- Decifragem paralelizável

CFB



Cipher Feedback (CFB) mode encryption

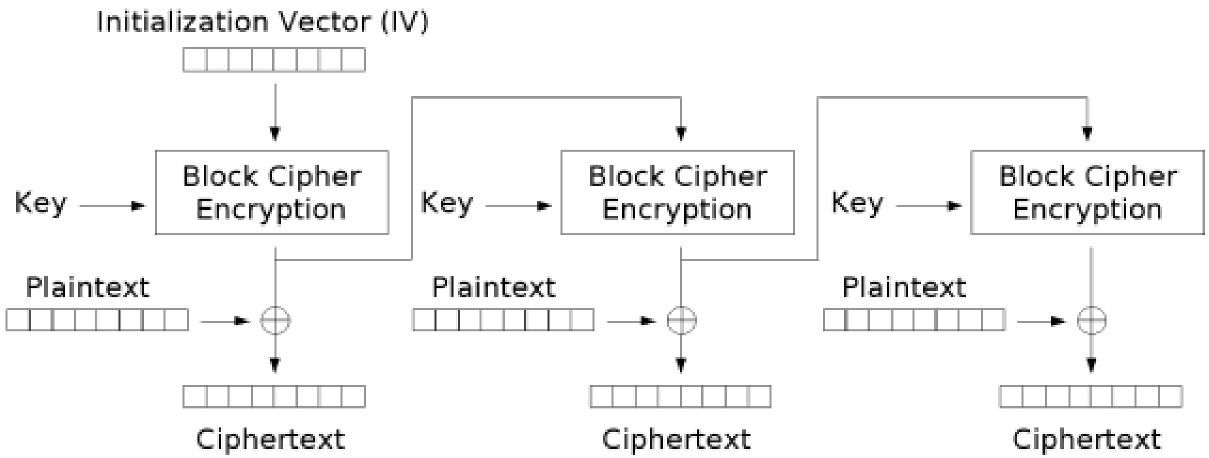


Cipher Feedback (CFB) mode decryption

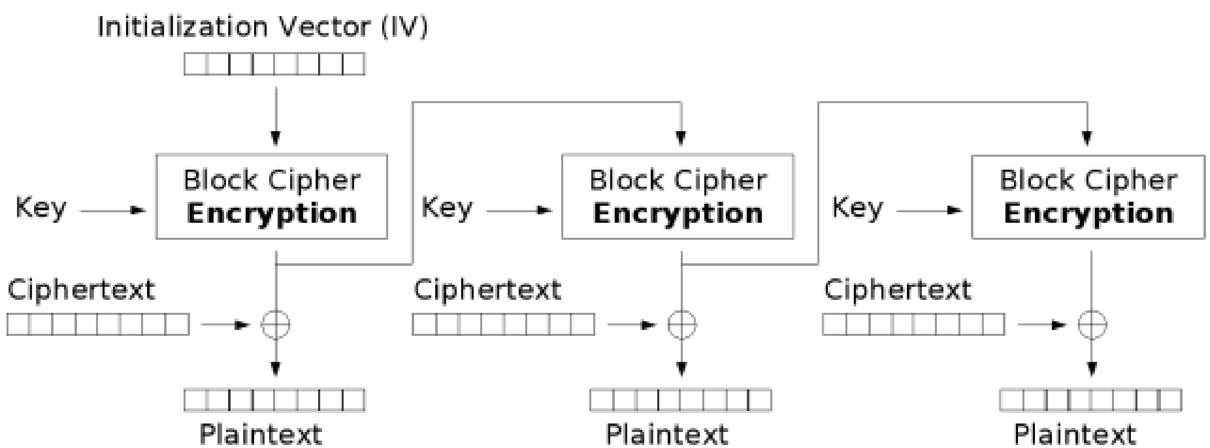
OFB

- Similar a CFB. A saída do cifrador é retroalimentada para gerar um stream de bits
- Usado em canais ruidosos
- Retroalimentação antes do XOR
- Nem cifragem nem decifragem são paralelizáveis

OFB



Output Feedback (OFB) mode encryption

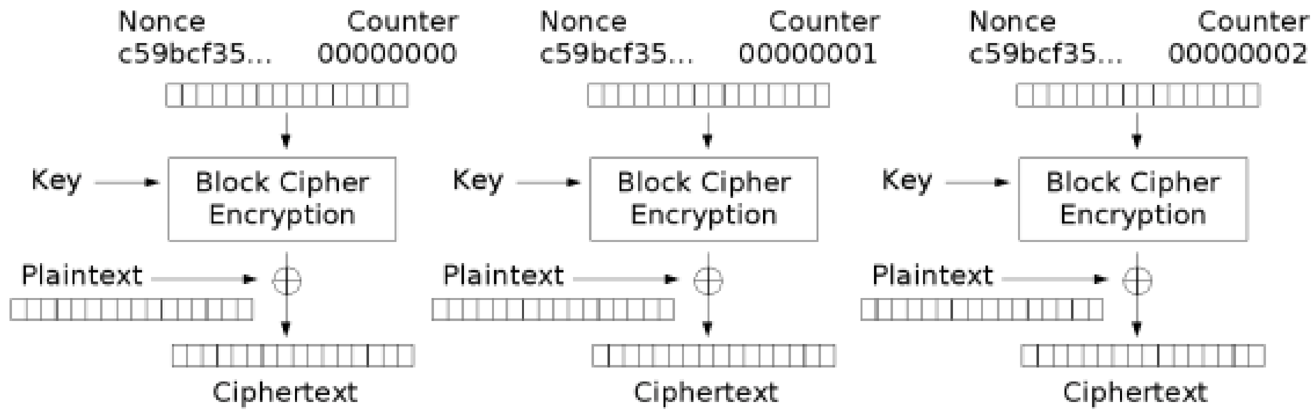


Output Feedback (OFB) mode decryption

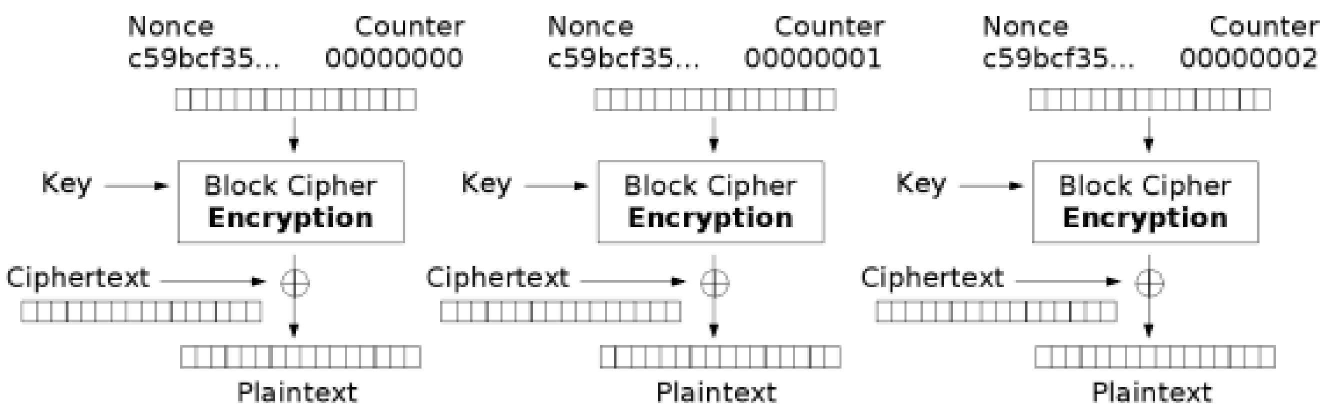
CTR

- Cada bloco é XORed com um contador cifrado
- Uso geral em transmissão de dados e em links de alta velocidade
- Cifragem e deifragem paralelizáveis

CTR



Counter (CTR) mode encryption



Counter (CTR) mode decryption

Teoria de Números

- Números Primos
- Teoremas de Euler e Fermat
- Teste de Primalidade
- Teorema Chinês do Resto
- Logaritmo Discreto

Números Primos

- Primo é um inteiro que só pode ser divido por 1 e por ele mesmo sem resto
- Todo numero inteiro pode ser representado por uma fatoração de primos
- $a = \prod_{p \in P} p^n$
- $n >= 0$
- $12 = 2^2 * 3^1$, $91 = 7^1 * 13^1$

Números Primos

- Multiplicação de números inteiros pode ser feita pela adição de fatores primos

$$12 * 18 = (2^2 * 3^1) * (2^1 * 3^2) = 216$$

$$(2^3 * 3^3) = 8 * 27 = 216$$

Números Primos

- Nós podemos saber que um numero divide outro se todo expoente do primo do divisor é ≤ que o do dividendo
- Calcular o MDC de números expressados em notação prima é a multiplicação dos primos pelo menor expoente
- Isso só funciona facilmente para não primos

Teorema de Fermat

- Se p é primo e a é um inteiro positivo não divisível por p então $a^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}$
- Requer que p e a sejam relativamente primos
- Forma alternativa: $a^p \equiv a \pmod{p}$
- $p=5, a=3 \rightarrow a^p = 3^5 = 243 \equiv 3 \pmod{5} = a \pmod{p}$

Função Totiente de Euler

- A função é escrita φ(n) e é definida como o a quantidade de números relativamente primos a n menor que n
- Φ(1) = 1, Φ(35) = 24 → {1,2,3,4,6,8,9,11,12,13,16,17,18,19,22,23,24,26,27,29,31,32,33,34}
- φ(p) = p – 1
- φ(n) = φ(pq) = φ(p)x φ(q)= (p-1) (q-1)

Teorema de Euler

- Para todo a e n que são relativamente primos $a^{\varphi(n)} \equiv 1 \pmod{n}$
- $a = 3$, $n = 10$, $\varphi(10) = 4$
  - $a^{\varphi(n)} = 3^4 = 81 \equiv 1 \pmod{10} = 1 \pmod{n}$
- Requer que n e a sejam relativamente primos
- Versão alternativa:
  - $a^{\varphi(n)+1} \equiv a \pmod{n}$

Teste de Primalidade

- Saber se um numero é primo é importante para afirmar o teorema de Fermat
- Temos que trabalhar com números das ordem de grandeza de 1024 bits
- Algoritmo de Miller-Rabin
  - Determinístico
  - Probabilístico

Background matemático

- Se p é um número primo e $a < p$ é um inteiro positivo

$$a^2 \bmod p = 1 \textbf{ se e somente se}$$

$$a \bmod p = 1 \text{ OU } a \bmod p = -1 = p-1$$

$$a^2 \bmod p = (a \bmod p)^2 = (a \bmod p) * (a \bmod p)$$

Background matemático

- Se $p > 2$ é um número primo

$$p - 1 = 2^k q, \text{ com } k > 0, q \text{ ímpar}$$

- Para todo $1 < a < p - 1$ uma das duas condições é verdadeira:

$$a^q \bmod p = 1 \text{ OU}$$

$$a^q \bmod p,\ a^{2q} \bmod p,\ a^{4q} \bmod p,\ \ldots,$$
$$a^{(2\text{^}k-1)q} \bmod p = -1 = p - 1$$

Background matemático

- Prova

$$a^{q} \bmod p,\ a^{2q} \bmod p,\ a^{4q} \bmod p,\ \ldots,$$
$$a^{(2\wedge k-1)q} \bmod p,\ a^{(2\wedge k)q} \bmod p$$

- Sabemos que $a^{(2\wedge k)q} \bmod p = 1$ pelo teorema de fermat

Background matemático

- Prova

$$a^q \bmod p,\ a^{2q} \bmod p,\ a^{4q} \bmod p,\ \ldots,$$
$$a^{(2\wedge k\text{-}1)q} \bmod p,\ a^{(2\wedge k)q} \bmod p$$

- Sabemos que cada elemento da lista é o quadrado do anterior, então:
  - Ou a^q mod p = 1, assim todos os elementos da lista seriam 1
  - Ou um dos elementos que não o último é -1 = p-1

Algoritmo de Miller-Rabin

Test(n) – para n impar

1. ache k, q inteiros k > 0, q impar | ($n-1=2^k q$)
2. rand(int a) → $1 < a < n-1$
3. Se a^q mod n = 1 → Inconclusivo
4. para j = 0 ate k -1 faca
5. se $a^{2^j q}$ mod n ≡ n – 1 → Inconclusivo
6. Senão → Composto

Algoritmo Miller-Rabin

- Probabilidade de falha menor que $(1/4)^t$
- t = diferentes valores para a
- Repetindo 10 vezes a probabilidade de ser falso primo é de 10^{-6}
- Tem que ser inconclusivo sempre
- Quanto maior t, mais a certeza de que n é primo

Distribuição de Números Primos

- Todos os pares não são primos
- Primos são espalhados na ordem ln(n)
- A probabilidade de se achar um primo é 0.5 ln (n)
- Para se achar um primos de 200 bits temos que tentar 0.5 ln (2^{200}) = 69 na média
- A certeza do Miller-Rabin pode custar caro

Distribuição de Números Primos

Table 8.1 Primes under 2000

2	101	211	307	401	503	601	701	809	0	1009	1103	1201	1301	1409	1511	1601	1709	1801	1901
3	103	223	311	409	509	607	709	811	911	1013	1109	1213	1303	1423	1523	1607	1721	1811	1907
5	107	227	313	419	521	613	719	821	919	1019	1117	1217	1307	1427	1531	1609	1723	1823	1913
7	109	229	317	421	523	617	727	823	929	1021	1123	1223	1319	1429	1543	1613	1733	1831	1931
11	113	233	331	431	541	619	733	827	937	1031	1129	1229	1321	1433	1549	1619	1741	1847	1933
13	127	239	337	433	547	631	739	829	941	1033	1151	1231	1327	1439	1553	1621	1747	1861	1949
17	131	241	347	439	557	641	743	839	947	1039	1153	1237	1361	1447	1559	1627	1753	1867	1951
19	137	251	349	443	563	643	751	853	953	1049	1163	1249	1367	1451	1567	1637	1759	1871	1973
23	139	257	353	449	569	647	757	857	967	1051	1171	1259	1373	1453	1571	1657	1777	1873	1979
29	149	263	359	457	571	653	761	859	971	1061	1181	1277	1381	1459	1579	1663	1783	1877	1987
31	151	269	367	461	577	659	769	863	977	1063	1187	1279	1399	1471	1583	1667	1787	1879	1999
37	157	271	373	463	587	661	773	877	983	1069	1193	1283		1481	1597	1669	1789	1889	1997
41	163	277	379	467	593	673	787	881	991	1087		1289		1483		1693			1999
43	167	281	383	479	599	677	797	883	997	1091		1291		1487		1697			
47	173	283	389	487		683		887		1093		1297		1489		1699			
53	179	293	397	491		691				1097				1493					
59	181			499										1499					
61	191																		
67	193																		
71	197																		
73	199																		
79																			
83																			
89																			
97																			

Teorema Chinês do Resto

- "É possível reconstruir inteiros a partir de seus resíduos módulo um conjunto de número relativamente primos entre si"
- Permite manipular números potencialmente grandes mod M em termos de tuplas de números menores (relativamente primos entre si)
- Z_{10}, mod 2 e mod 5 como fatores, $r_2 = 0$ e $r_5 = 3$ tem como solução única $x = 8$

Teorema Chinês do Resto

- 973 mod 1813 → (mod 37, mod 49)
  - 973 mod 37=11, 973 mod 49=42 → (11,42)
- 678 mod 1813 → (mod 37, mod 49)
  - 678 mod 37=12, 678 mod 49=41 → (12, 41)
- (973 + 678) mod 1813 = (23,34) = 1651

Geradores de Números Aleatórios

- Uso:
  - Geração de chaves
  - Geração de parâmetros
  - Controles de sessão
- Aleatoriedade:
  - Distribuição uniforme de 0 e 1 → fácil
  - Independência → difícil
- Estratégia testes de independência similar a Miller-Rabin

Geradores de Números Aleatórios

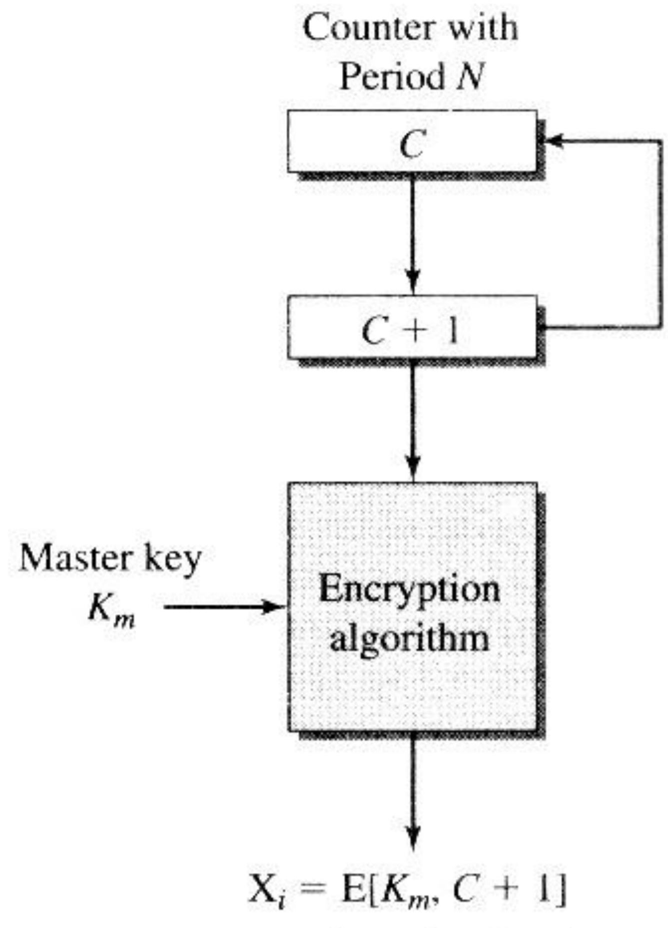
- Não previsibilidade → nonces
- Solução determinística x não determinística
- Geradores Pseudo-Aleatórios:
  - Determinístico (dada um entrada, sempre a mesma saída)
  - Passa por testes de aleatoriedade
  - Aleatoriedade relativa
  - Geradores de Congruência Linear
  - Geradores Criptográficos

Geradores de Congruência Linear

- Modulo m, multiplicador a, incremento c e semente inicial X_0
- $X_{n+1} = (aX_n + c) \bmod m,\ 0 \leq X_n < m$
- Dependente na boa escolha de parâmetros
  - m perto ou igual a 2^{31}
  - Um bom a é difícil → um punhado em 2 bilhões pra ter um período próximo a m
    - bom período garante pouca repetição de valores
    - normalmente a = 16807

Geradores Criptográficos

- Cifragem cíclica
  - Bom para chaves de sessão
- DES em OFB com a semente sendo a chave
- ANSI X9.17: 3-DES é um dos mais robustos



Logaritmo Discreto

- Utilizado no Diffie-Hellman e DSA
- $\log_a(b)=x \rightarrow a^x = b$
- É o logaritmo calculado Z_p
- $3^4 \bmod 17 = 13 \rightarrow 3^k = 13 \pmod{17}$
  - 4 é uma solução, mas na verdade inúmeras soluções existem $\rightarrow 4 + 16n = \log_3(13) \bmod 17$
  - Equivalente a $k \equiv 4 \bmod 16$
- Não existe algoritmo eficiente pra isso

Logaritmo Discreto

- Força bruta: elevar a base a maiores potência de k ate achar o valor certo
  - Não existe algoritmo eficiente na computação não-quântica
- Funciona para criptografia, porque é fácil fazer com a exponenciação, mas difícil fazer o logaritmo discreto
- Assimetria equivalente da multiplicação e fatoração de números primos
- Eficiente em outros grupos (curvas elípticas)

Criptografia com Chave Pública

- Criptografia com chave pública NÃO é mais segura que simétrica
- Criptografia com chave pública NÃO surgiu para substituir a simétrica
- Distribuição de chaves NÃO é mais simples na criptografia com chave pública

Criptografia com Chave Pública

- Proposto por Diffie-Hellman (1976)
- Revolução na criptografia
  - Baseada em funções matemáticas
  - Deixa de lado substituição e permutação

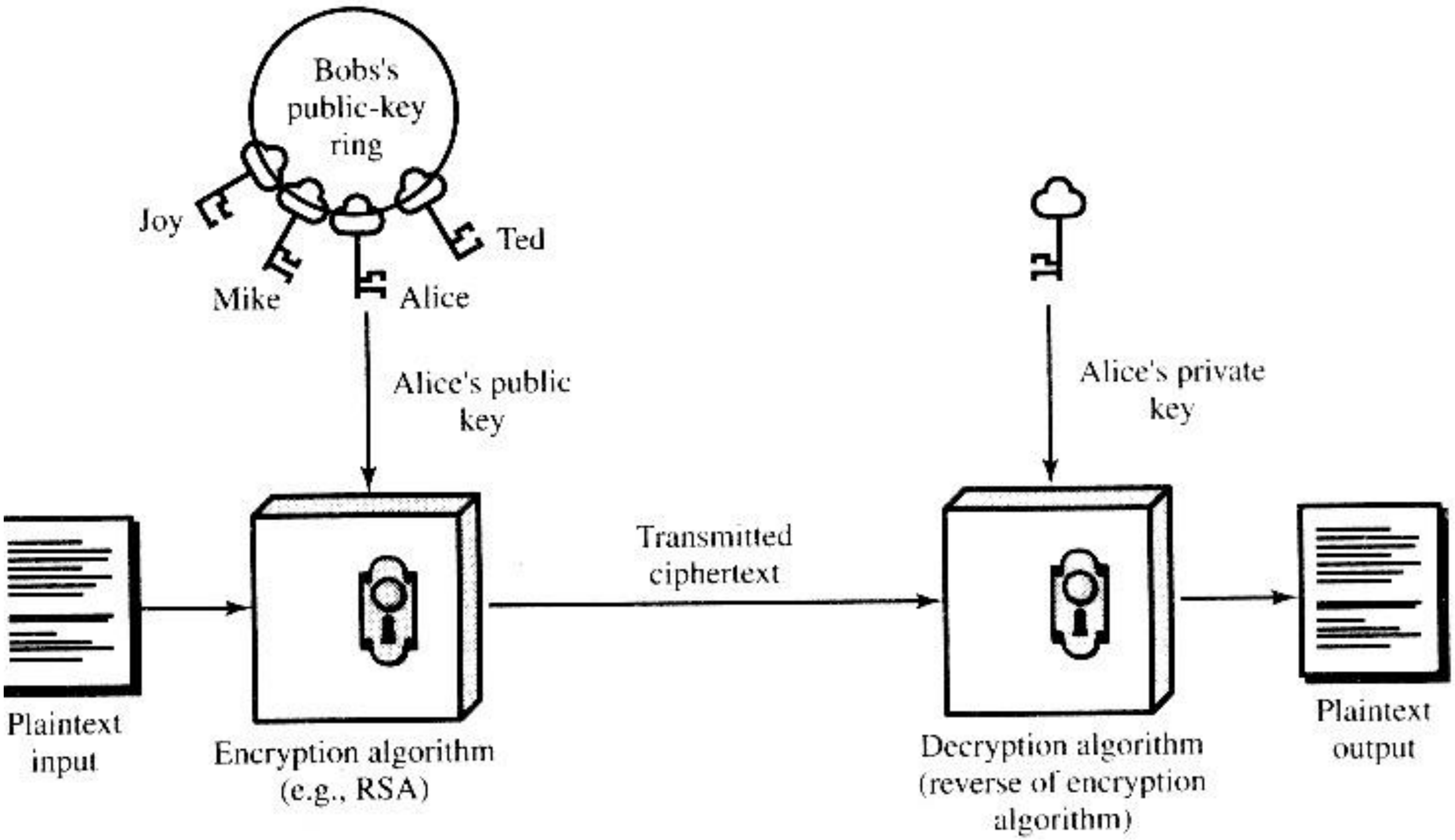
Princípios de Cripto-sistemas de Chave Pública

- Uma chave pública e uma privada
- O que é feito com uma chave poder ser “desfeito” com outra
- Chave assimétrica prove:
  - Confidencialidade, Autenticação, e derivados
- Foi criada para responder ao problema de distribuição de chaves
- Provê assinatura digital

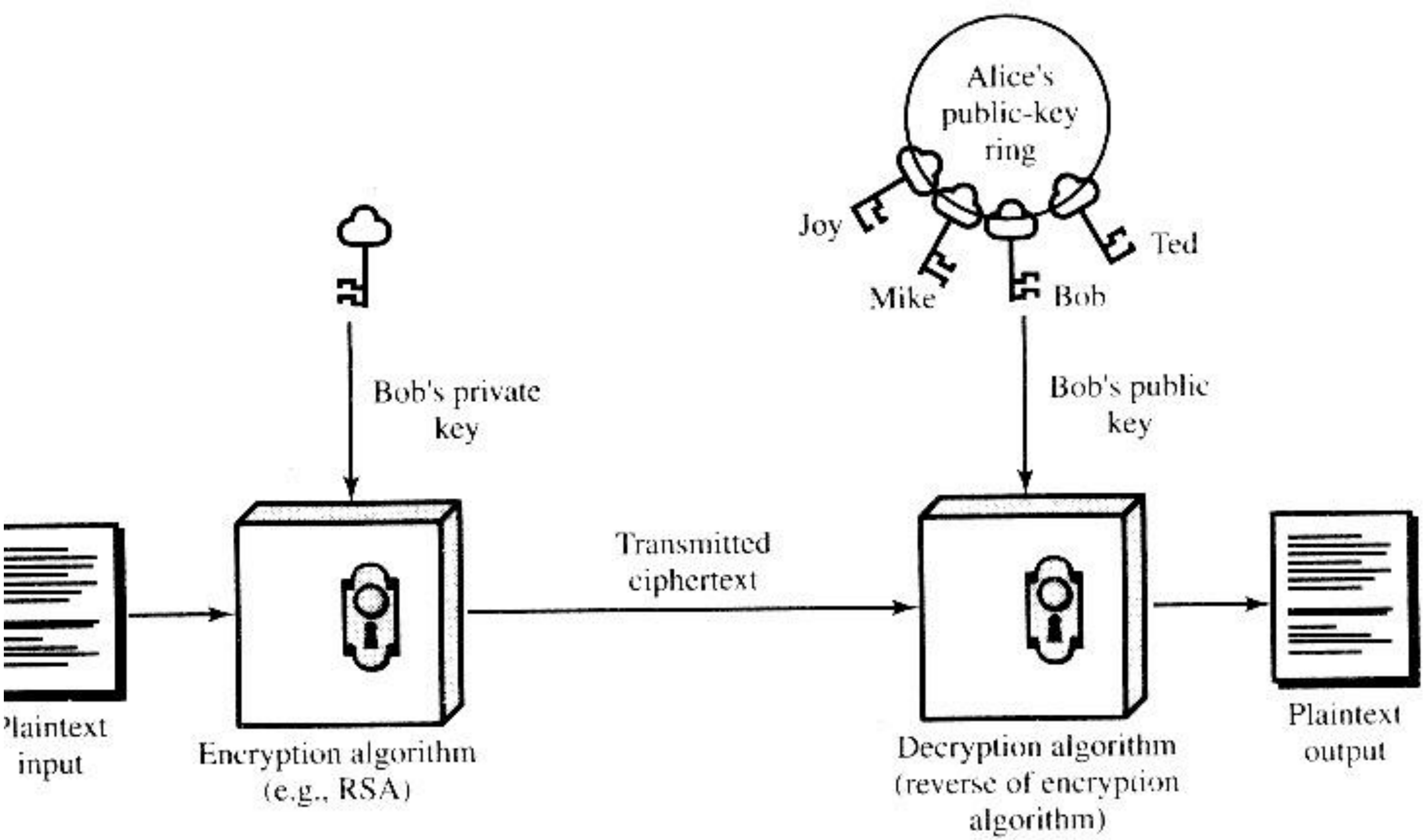
Cripto-sistemas de Chave Pública - Elementos

- Texto claro
- Algoritmo de cifragem
- Par de chaves
- Texto cifrado
- Algoritmo de decifragem
- É computacionalmente impossível determinar a chave privada através da chave pública

Cripto-sistemas de Chave Pública - Cifragem



Cripto-sistemas de Chave Pública - Autenticação

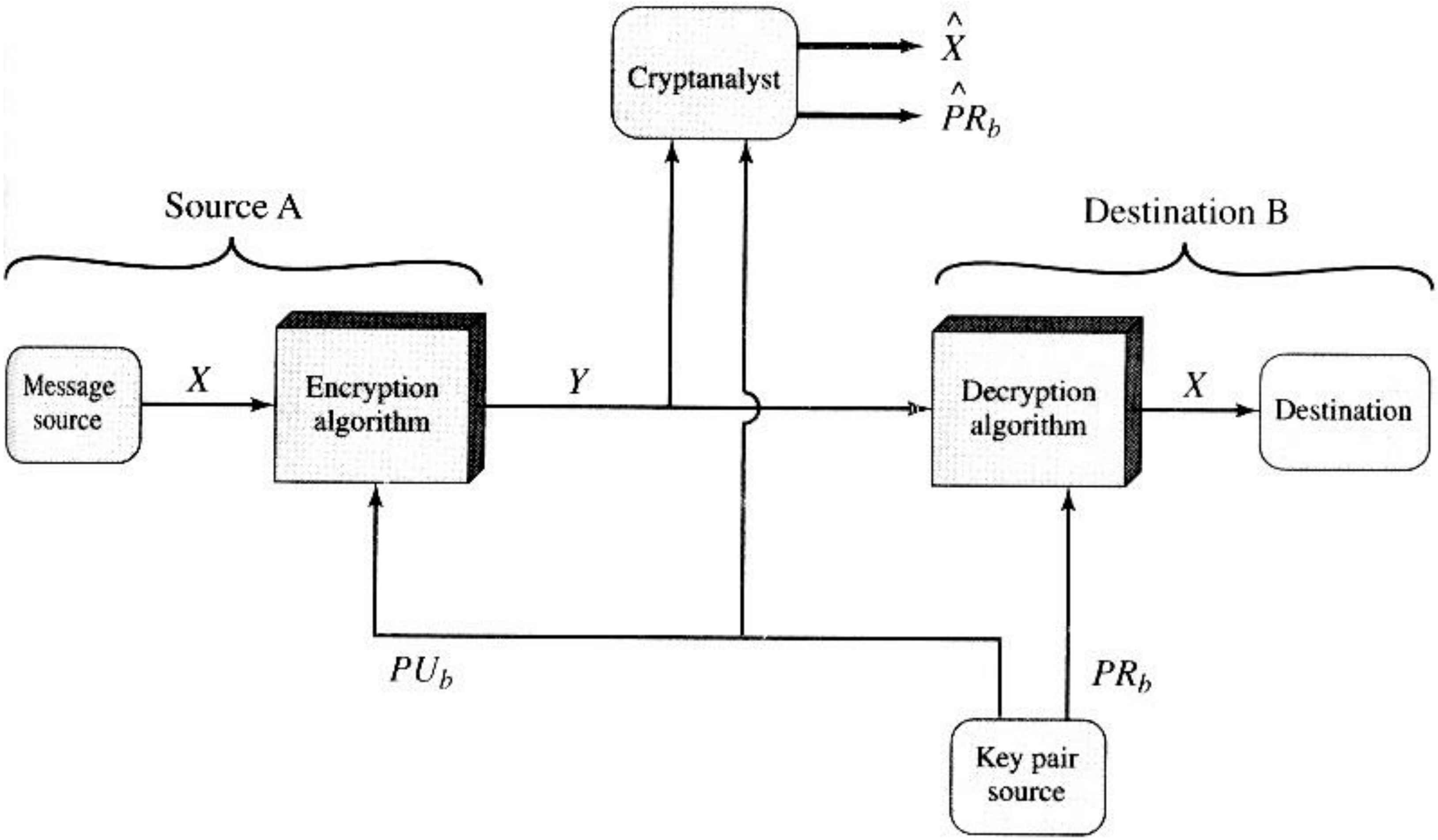


(b) Authentication

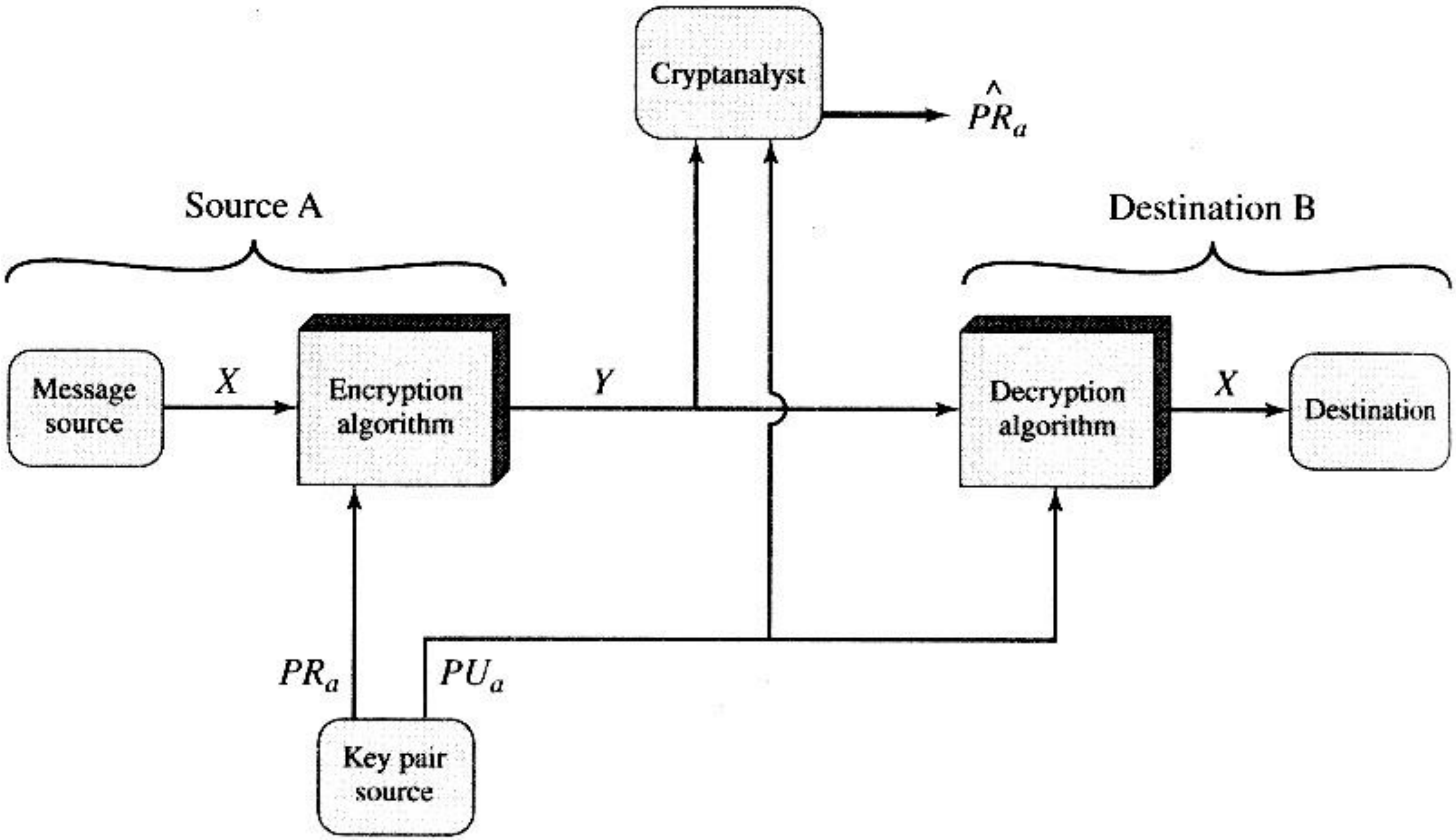
Chave secreta x Chave pública

- Chave Secreta:
  - Funcionamento:
    - Mesmo algoritmo
    - Compartilhamento da chave
  - Segurança:
    - Chave secreta
    - Impossível quebrar sem a chave
- Chave Pública:
  - Funcionamento:
    - Diferentes algoritmos
    - Pares de chaves
  - Segurança:
    - Uma chave secreta
    - Impossível derivar a outra chave
    - Impossível quebrar com uma só chave

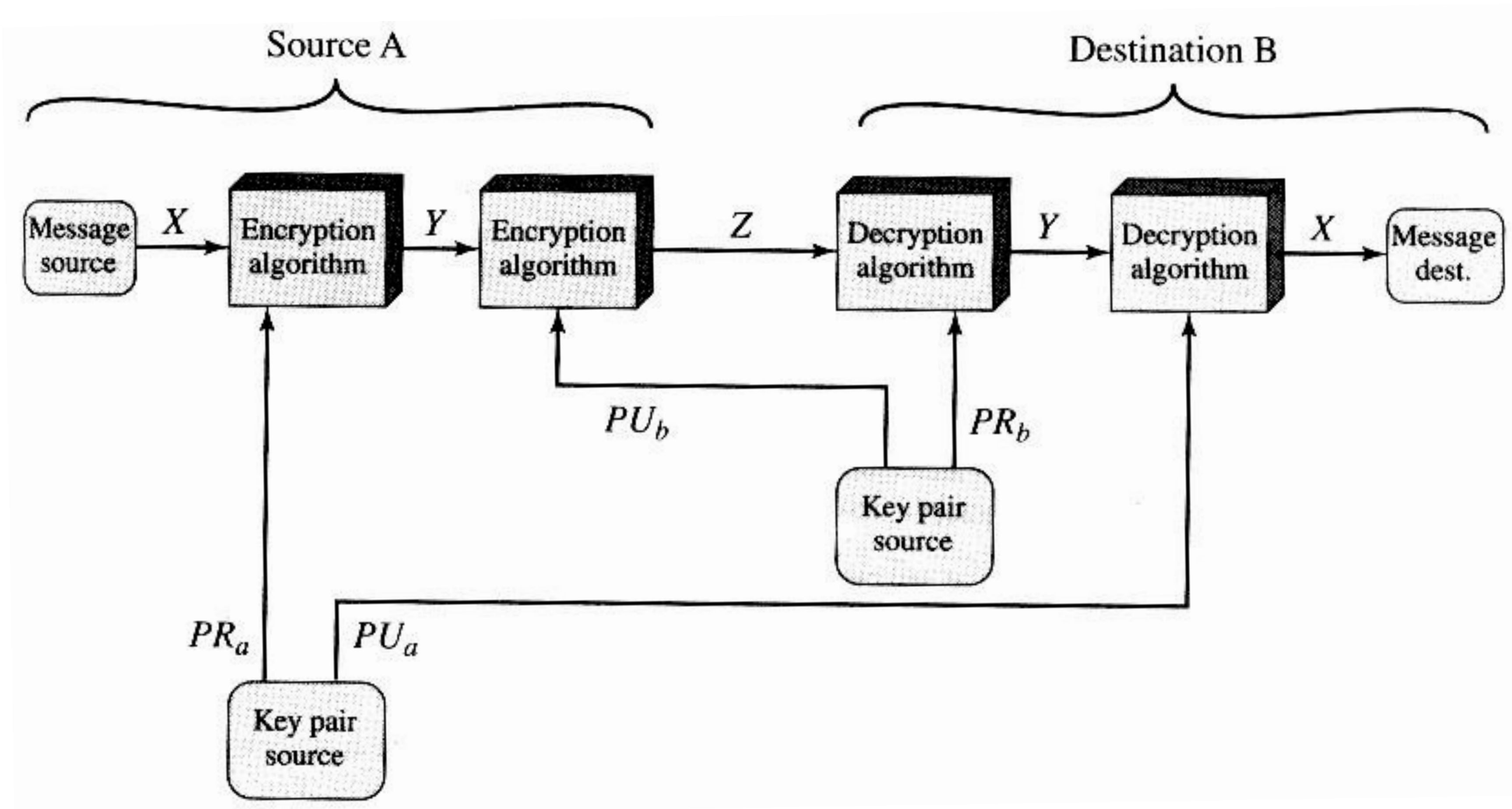
Modelo Cripto-Analítico - Confidencialidade



Modelo Cripto-Analítico - Autenticação



Modelo Cripto-Analítico - Misto



Aplicações de Chave Pública

- Cifragem/Decifragem
- Assinatura Digital
- Troca de Chaves

Algorithm	Encryption/Decryption	Digital Signature	Key Exchange
RSA	Yes	Yes	Yes
Elliptic Curve	Yes	Yes	Yes
Diffie-Hellman	No	No	Yes
DSS	No	Yes	No

Requisitos de Chave Pública

- Fácil (computacionalmente) gerar um par de chaves
- Fácil para o remetente cifrar com a chave pública
- Fácil para o destinatário decifrar com a chave privada
- Impossível determinar Kr a partir de Ku
- Impossível recuperar o texto claro conhecendo Ku e o texto cifrado

Criptoanálise de Chave Pública

- Função de caminho único com “dica”
  - $Y=f(x) \rightarrow$ fácil , $X=f^{-1}(Y) \rightarrow$ impossível
- Fácil quando se conhece a “dica”
- Ataque de força bruta ainda existe
  - Chave pequena -> força bruta
  - Chave grande -> lentidão

RSA

- 1977, Rivest, Shamir e Adelman / MIT
- É o algoritmo mais aceito
  - Base para a Web
  - Base para assinatura digital no Brasil
- Texto claro e texto cifrado são inteiros mod n
- Tamanho do bloco é normalmente 1024 bits (309 dígitos)
- É baseado em exponenciação mod p

RSA - Algoritmo

- Blocos do com valores menores que n
- $C = M^e \bmod n$
- $M = C^d \bmod n = ((M^e)^d) \bmod n = M^{ed} \bmod n$
- Todos conhecem n, o remetente conhece e, o destinatário conhece d
- Chave Pública → (n, e)
- Chave Privada → (n, d)

RSA - Requisitos

- e, d, n são escolhidos pra satisfazer M^{ed} mod n = M para todo M < n
- Para isso "e" e "d" devem ser multiplicativas inversas mod $\varphi(n) \rightarrow e.d \bmod \varphi(n) = 1$
  - $e.d \equiv 1 \bmod \varphi(n) \rightarrow d \equiv e^{-1} \bmod \varphi(n)$
  - $gcd(\varphi(n),d)=1$
  - $gcd(\varphi(n),e)=1$

RSA – Requisitos Práticos

- p, q primos: privados e escolhidos
- n = p.q: público e calculado
- e | gcd(φ(n),e) = 1 ˆ 1 < e < φ(n): público e escolhido
- d ≡ e^{-1}(mod φ(n)) privado e calculado
- Chave pública (e, n)
- Chave privada (d, n)

RSA na Prática

- p = 17 e q = 11
- n = porque = 17 x 11 = 187
- φ(n) = (p – 1)(q – 1) = 16 x 10 = 160
- e = 7, gcd(160, 7) = 1 ˆ 1 < 7 < 160
- d | de ≡ 1(mod 160) ˆ d < 160 → d = 23
  - 23 x 7 = 161
- Ku = {7, 187} , Kr = {23, 187}

RSA – Cifragrem/Decifragem Prática

- Texto Claro = 88
- $88^7 \bmod 187 = 11$
- Texto cifrado = 11
- $11^{23} \bmod 187 = 88$
- Computacionalmente intensivo de fazer com números grande

RSA - Considerações Computacionais

- Exponenciação mod n requer truques matemáticos
  - $88^7 \bmod n = (88^1 * 88^2 * 88^4) \bmod n$
- O e acaba sendo fixo em primos como: 65537 ($2^{16} + 1$), 17 ou 3, e sofre ataques se utilizado muitas vezes
- d tem que ser grande para evitar força bruta
- Gerar chaves pode ser demorado pois precisamos do M-R várias vezes em um número muito grande

Segurança do RSA

- Força Bruta:
  - Todas as possíveis chaves
  - ↑ Tamanho ↓Eficiência
- Ataques Matemáticos:
  - Todos equivalente a fatorar p.q (achar o $\varphi(n)$)
- Ataques de Tempo
  - Adivinhação da chave privada pelo tempo gasto na decifragem

RSA – Ataques matemáticos

Number of Decimal Digits	Approximate Number of Bits	Date Achieved	MIPS-years	Algorithm
100	332	April 1991	7	Quadratic sieve
110	365	April 1992	75	Quadratic sieve
120	398	June 1993	830	Quadratic sieve
129	428	April 1994	5000	Quadratic sieve
130	431	April 1996	1000	Generalized number field sieve
140	465	February 1999	2000	Generalized number field sieve
155	512	August 1999	8000	Generalized number field sieve
160	530	April 2003	—	Lattice sieve
174	576	December 2003	—	Lattice sieve
200	663	May 2005	—	Lattice sieve

http://en.wikipedia.org/wiki/RSA_Factoring_Challenge#The_prizes_and_records

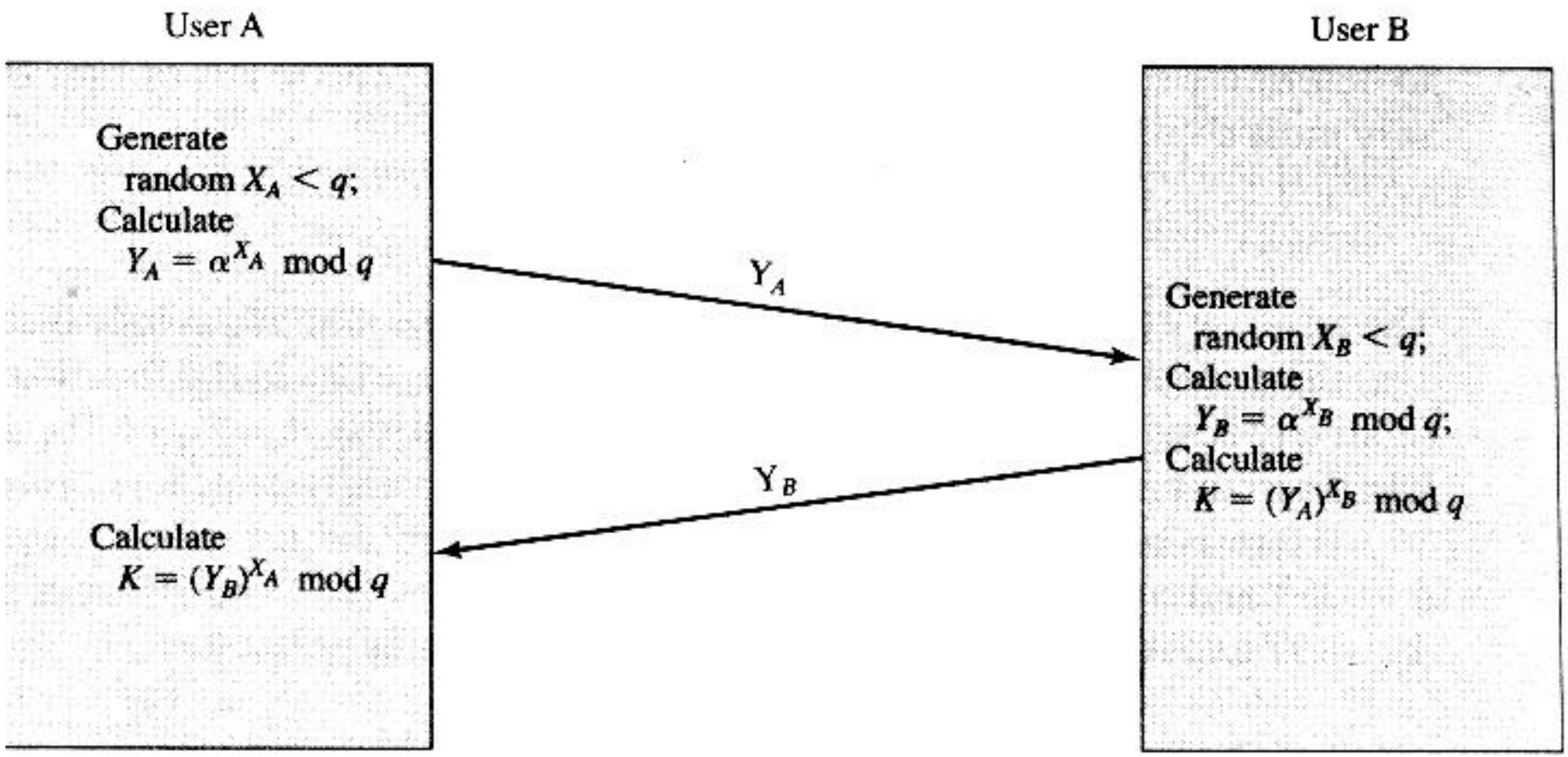
Troca de Chaves Diffie-Hellman

- Primeiro algoritmo publicado de chave pública
- Objetivo: Troca segura de parâmetros para estabelecer uma chave de sessão
- O algoritmo depende da dificuldade de calcular logaritmos discretos
- Raiz primitiva → a mod p … a^{p-1} mod p
- $b \equiv a^i \pmod{p}$ onde $0 \leq i \leq p \rightarrow \mathrm{dlog}_{a,p}(b)$

Diffie-Hellman - Algoritmo

- Parâmetros:
  - q numero primo, α raiz primitiva de q $\rightarrow$ públicos
  - Xa e Xb < q números aleatórios secretos
  - Geração de chave:
    - $Ya = \alpha^{Xa} \bmod q$ e $Yb = \alpha^{Xb} \bmod q$
  - Segredo:
    - $K = (Yb)^{Xa} \bmod q$
    - $K = (Ya)^{Xb} \bmod q$
- O adversários só sabe q, α ,Ya e Yb

Protocolos de Troca da Chaves



Diffie-Hellman - Exemplo

- q = 353, α = 3, Xa = 97 e Xb = 233
- A computa:
  - Ya = 3^{97} mod 353 = 40
- B computa:
  - Yb = 3^{233} mod 353 = 248
- A deriva:
  - K = 248^{97}mod 353 = 160
- B deriva:
  - K = 40^{233} mod 353 = 160

Diffie-Hellman – Ataque MITM

- C gera Xc1, Xc2 e computa Yc1 e Yc2
- C intercepta Ya de A para B, manda como A Yc1 pra B e calcula $K2=(Ya)^{Xc2} \bmod q$
- B recebe Yc1, calcula $K1= (Yc1)^{Xb} \bmod q$
- B manda Yb para A, C intercepta, manda Yc2 pra A e calcula $K1=(Yb)^{Xc1} \bmod q$
- A recebe Yc2 e calcula $K2=(Yc2)^{Xa} \bmod q$
- C atua como proxy

Autenticação de Mensagens

- Garantia de que a mensagem esta íntegra e que foi enviada por alguém válido
- Cifragem garante autenticação
  - Somente as duas partes conhecem o segredo
  - Se B recebe uma mensagem cifrada, então A deve ter enviado
  - Não é prático quando o texto claro não é legível (seqüência aleatória de bits)

Autenticação de Mensagens

- MAC é um algoritmo de verificação que requer uma chave e garante autenticação
  - O modelo mais popular utiliza Hash
  - Outro modelo popular utiliza cifradores de bloco
- Assinatura eletrônica garante autenticação de mensagens
  - Garante integridade e autenticidade da fonte
  - Também garante não repúdio

Autenticação - Ataques

- Mascaramento:
  - Origem fraudulenta
- Modificação de conteúdo:
  - Alteração da carga da mensagem
- Modificação de seqüência:
  - Reordenamento de mensagens
- Modificação de tempo:
  - Replay e delay

Funções de Autenticação

- Autenticadores:
  - Cifragem
  - Message Authentication Codes
  - Funções HASH

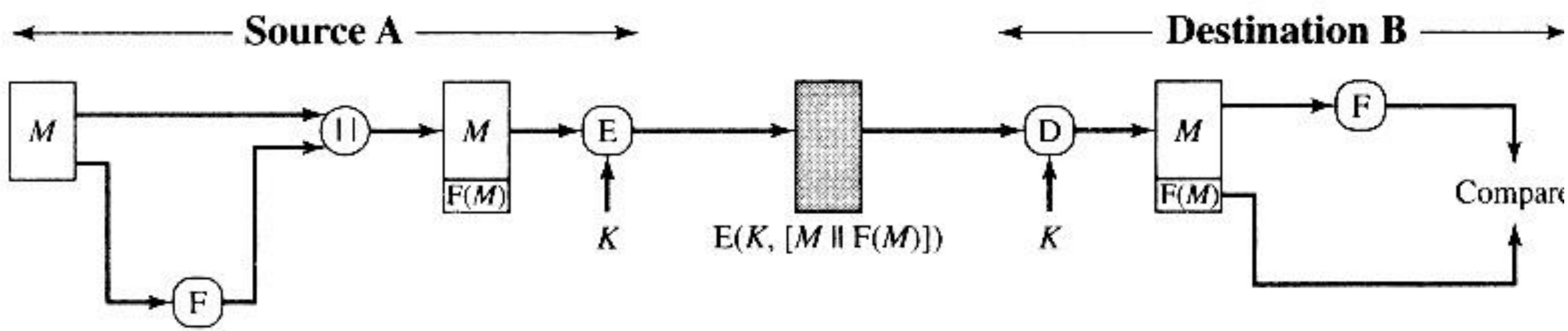
Autenticação - Cifragem

- Provê autenticação usando algoritmos criptográficos
- Autenticação por cifragem pode ser dividida em:
  - Simétrica
  - Assimétrica
- A autenticação é baseada na manutenção dos segredos
- Chaves que devem ser protegidas

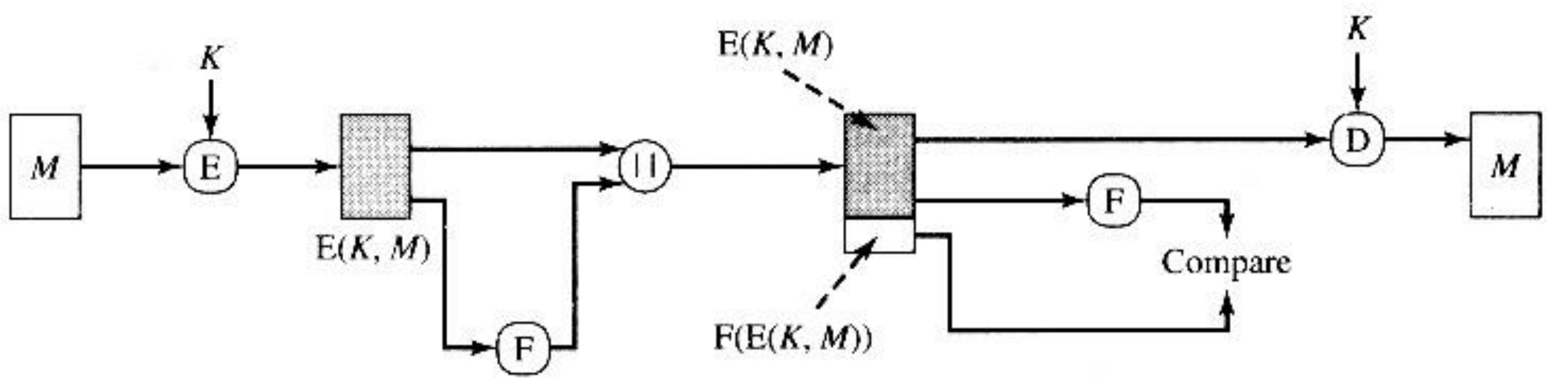
Autenticação – Cifragem Simétrica

- Somente A e B compartilham a chave K
- Se um texto recebido por A decifra para uma mensagem inteligível usando K, A pode inferir que a mensagem veio de B
- Senão for legível, deve conter alguma estrutura que seja facilmente reconhecida:
  - Detecção de erro
  - Hash

Autenticação – Cifragem Simétrica com Integridade



(a) Internal error control

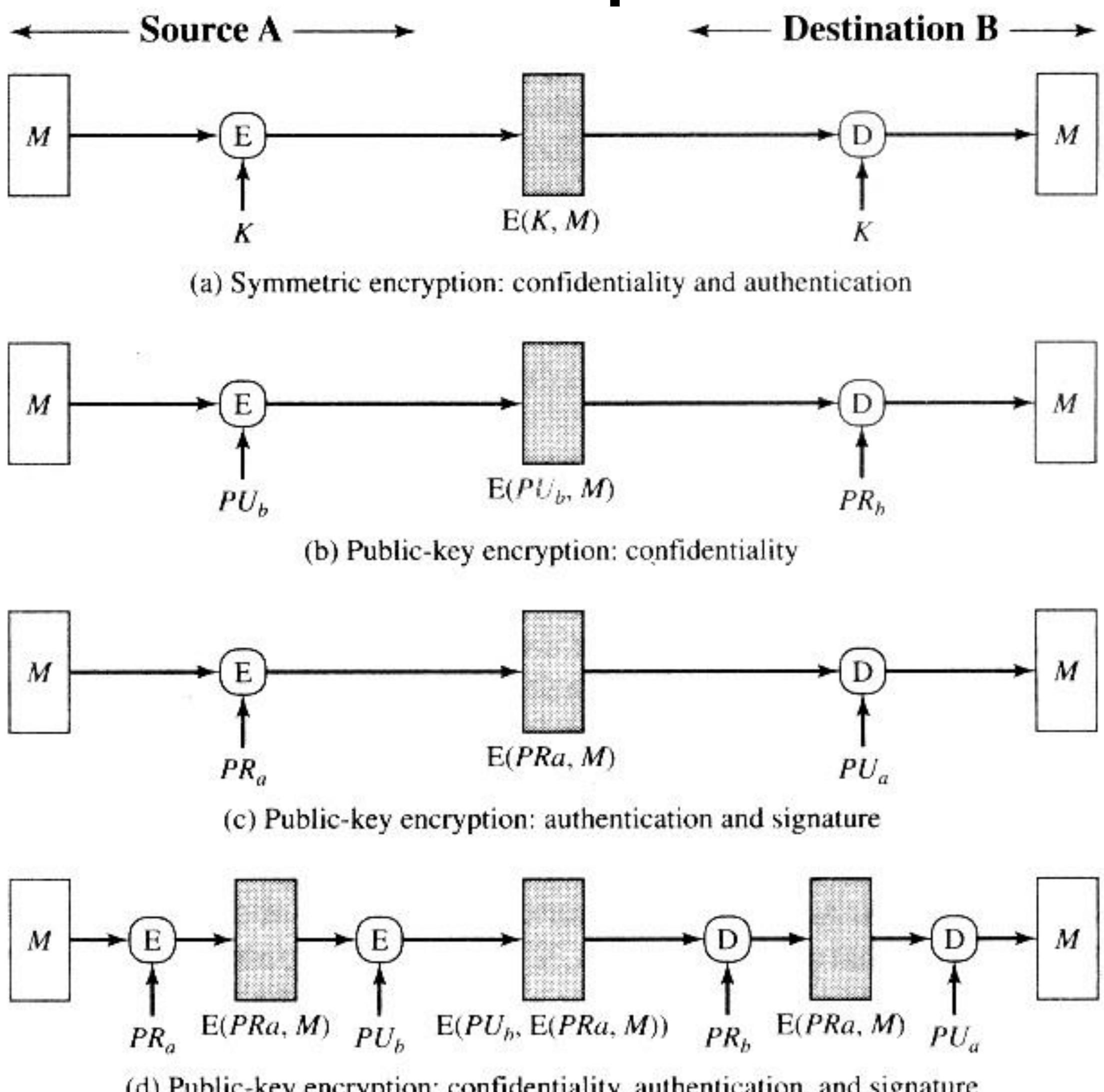


(b) External error control

Autenticação – Cifragem Assimétrica

- Autenticação pelo uso da chave privada
- A operação pode ser desfeita pela chave pública
- Se relacionarmos B com a chave pública que decifra uma mensagem recebida por A, este autentica B pela posse da chave privada
- Integridade normalmente feita por HASH
  - Alta complexidade de cifragem para textos grandes

Autenticação – Cifragem em Exemplos



Autenticação – Propriedades da Cifragem

A → B: E(K, M)

- Provides confidentiality
  —Only A and B share K
- Provides a degree of authentication
  —Could come only from A
  —Has not been altered in transit
  —Requires some formatting/redundancy
- Does not provide signature
  —Receiver could forge message
  —Sender could deny message

(a) Symmetric encryption

Autenticação – Propriedades da Cifragem

A → B: E(PU_b, M)

- Provides confidentiality
  —Only B has PR_b to decrypt
- Provides no authentication
  —Any party could use PU_b to encrypt message and claim to be A

(b) Public-key (asymmetric) encryption: confidentiality

A → B: E(PR_a, M)

- Provides authentication and signature
  —Only A has PR_a to encrypt
  —Has not been altered in transit
  —Requires some formatting/redundancy
  —Any party can use PU_a to verify signature

(c) Public-key encryption: authentication and signature

Autenticação – Propriedades da Cifragem

A → B: $E(PU_b, E(PR_a, M))$

- Provides confidentiality because of PU_b
- Provides authentication and signature because of PR_a

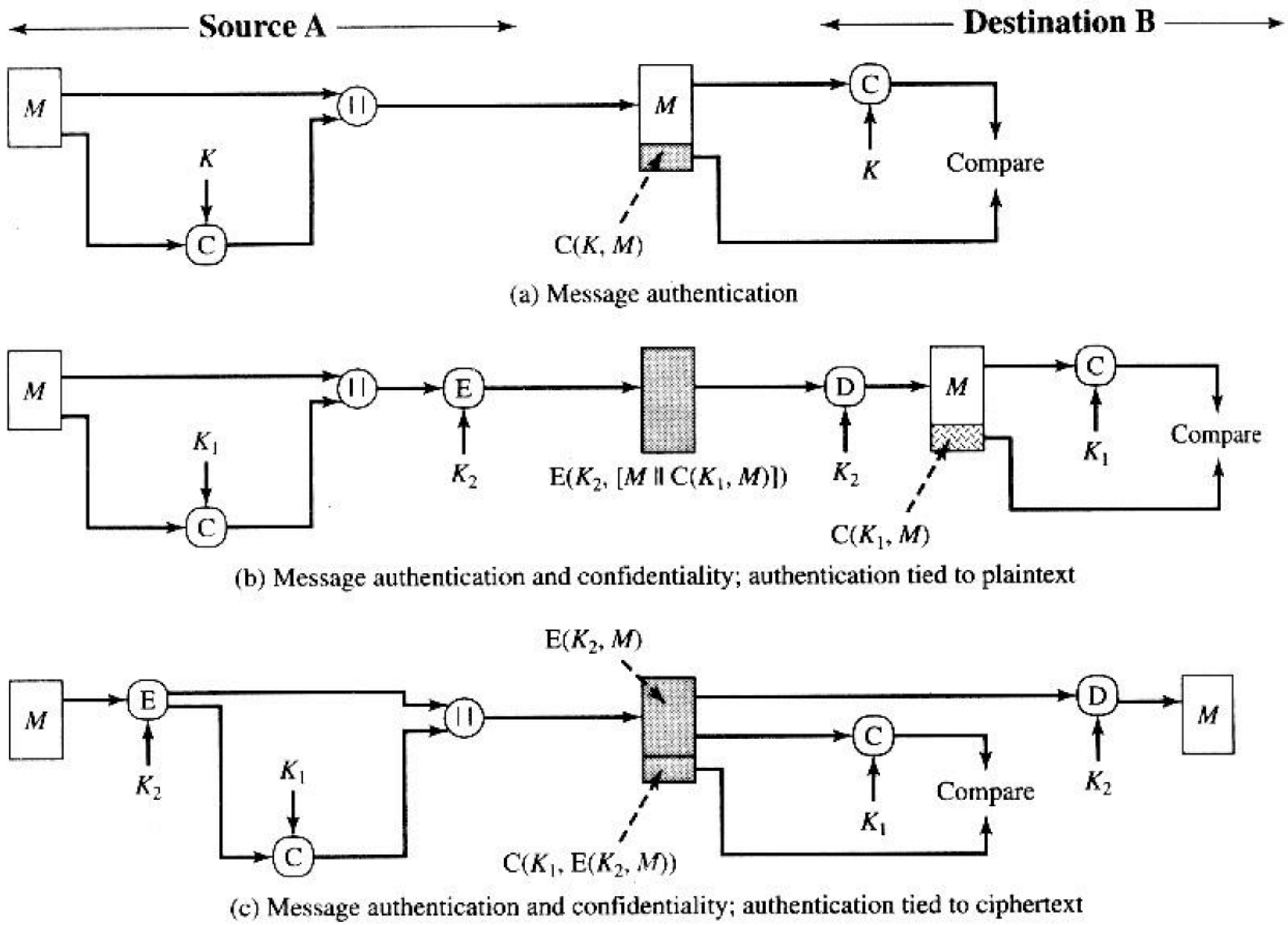
Autenticação – Códigos de Autenticação de Mensagens

- Resumo da mensagem baseado em chave simétrica
  - MAC = C(K,M)
- É similar a cifragem mas não tem reversão
- Calcula-se dos dois lados usando os mesmos parâmetros para confirmar

Códigos de Autenticação de Mensagens - Quando Usar

- Mensagem enviada a vários destinatários, somente um verifica a integridade
- Mensagem muito grande para ser cifrada (processo lento), usa-se checagem MAC seletiva
- Verificação de integridade de programas
- Não é necessário sigilo
- Autenticação após decifragem

Códigos de Autenticação de Mensagens - Uso



Autenticação – Propriedades MAC

$A \rightarrow B: M \| C(K, M)$

- Provides authentication
  —Only A and B share K

(a) Message authentication

Autenticação – Propriedades MAC

$A \rightarrow B: E(K_2, [M \| C(K, M)])$

- Provides authentication
  —Only A and B share K_1
- Provides confidentiality
  —Only A and B share K_2

(b) Message authentication and confidentiality: authentication tied to plaintext

Autenticação – Propriedades MAC

$A \rightarrow B: E(K_2, M) \| C(K_1, E(K_2, M))$

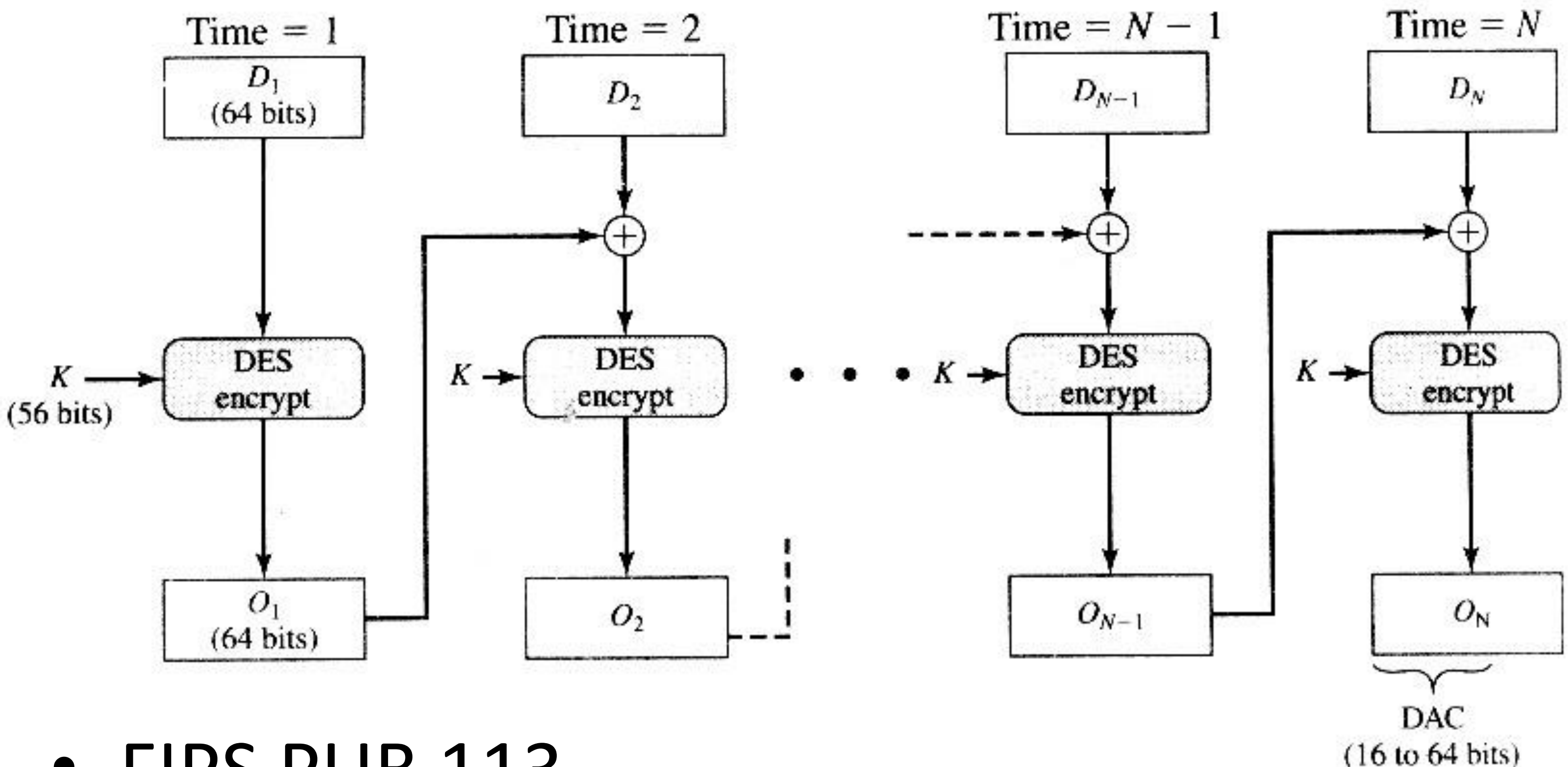
- Provides authentication
  —Using K_1
- Provides confidentiality
  —Using K_2

(c) Message authentication and confidentiality: authentication tied to ciphertext

MAC – Descrição/Requisitos

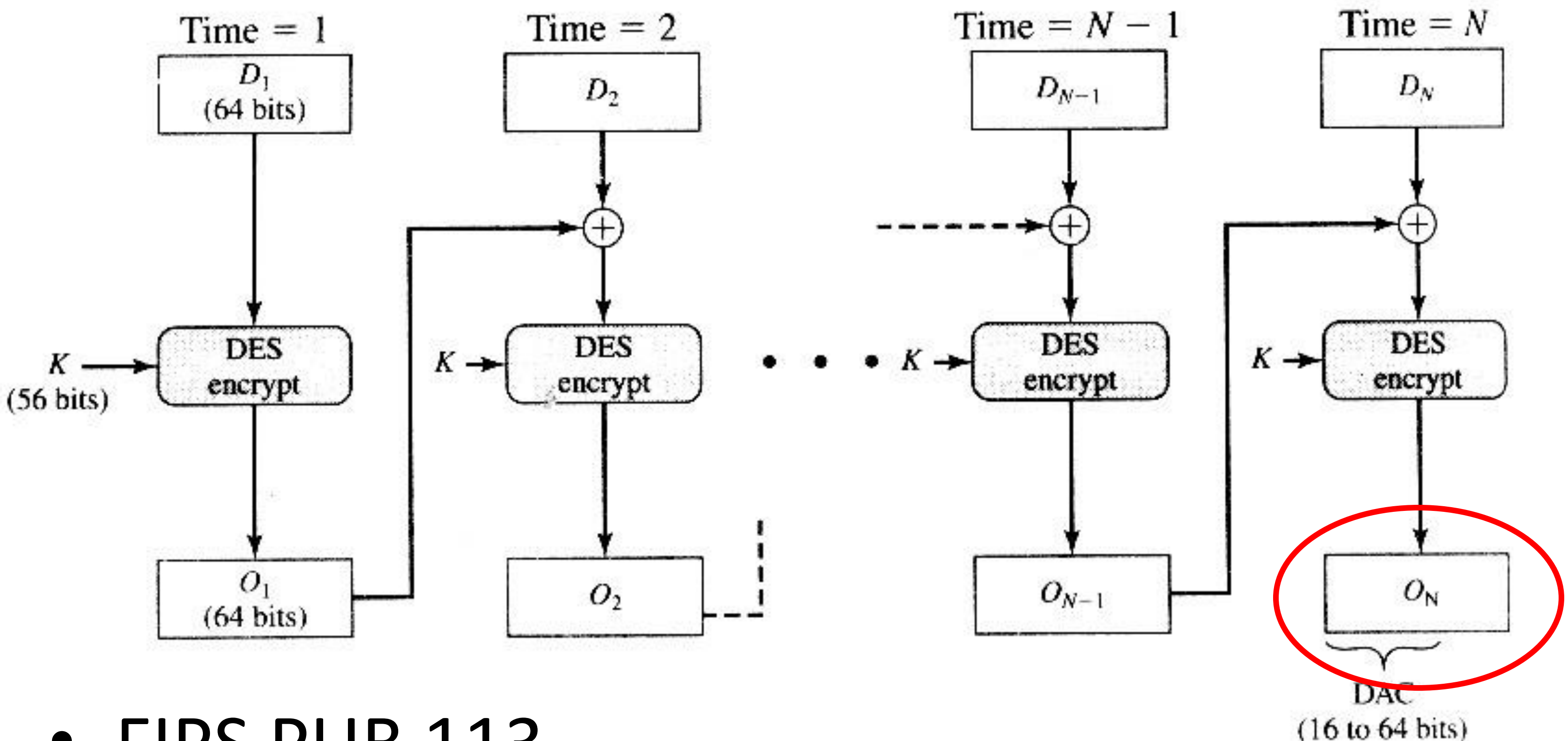
- Função de caminho único
- Requerimentos:
  - C(K,M') = C(K,M) impossível para M,M' escolhido
  - Distribuição uniforme C(K,M') = C(K,M) → Probabilidade = 2^{-n}, n = tamanho do MAC
  - Efeito avalanche

DAC – MAC baseado em DES



- FIPS PUB 113
- Algoritmo bastante usado

DAC – MAC baseado em DES



Resultado do DAC

- FIPS PUB 113
- Algoritmo bastante usado

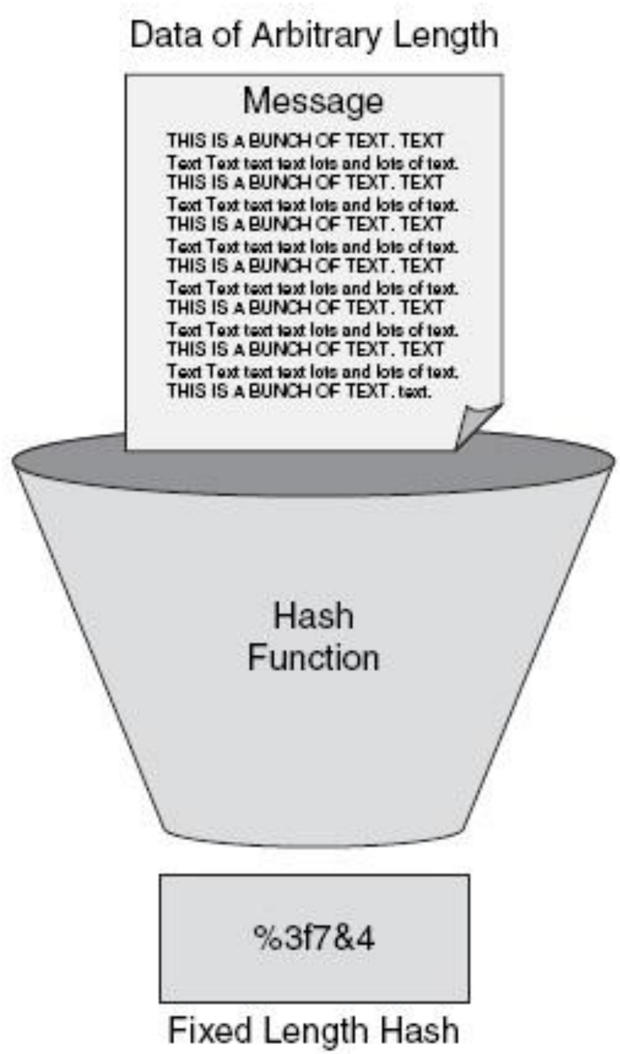
Integridade – Funções HASH

- São similares a MAC mas não tem chaves
- Provê propriedades como efeito avalanche
- Prove uma camada de integridade diferente da autenticação

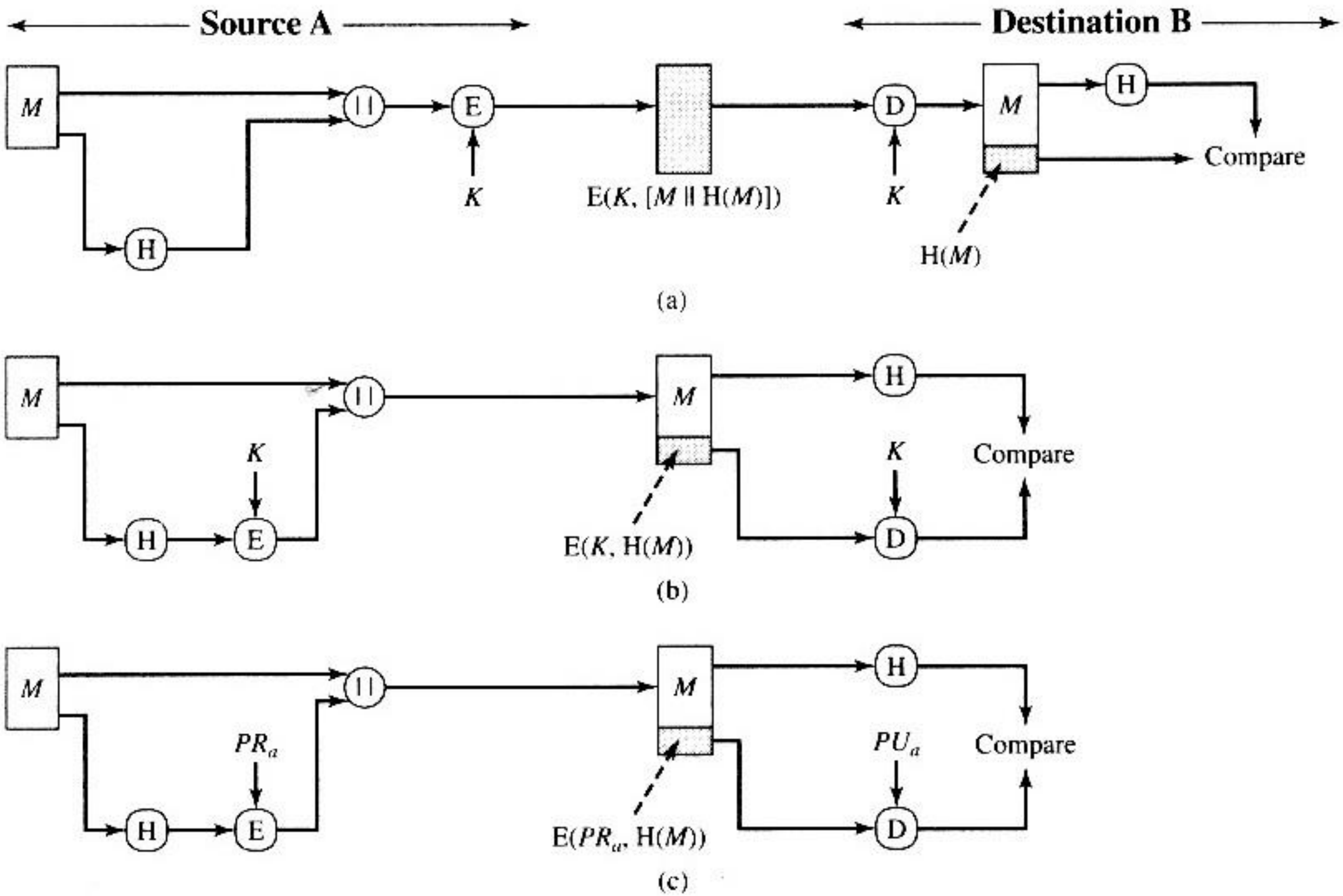
Integridade – Funções HASH

- Computacionalmente não praticável achar:
  - Um dado que coincida com um hash pré-especificado (não é inversível)
  - Dois dados que tenham o mesmo hash (colisão)
- Melhor algoritmo para ambos: força bruta
- Por causa dessas duas propriedades Hash também é usado para integridade

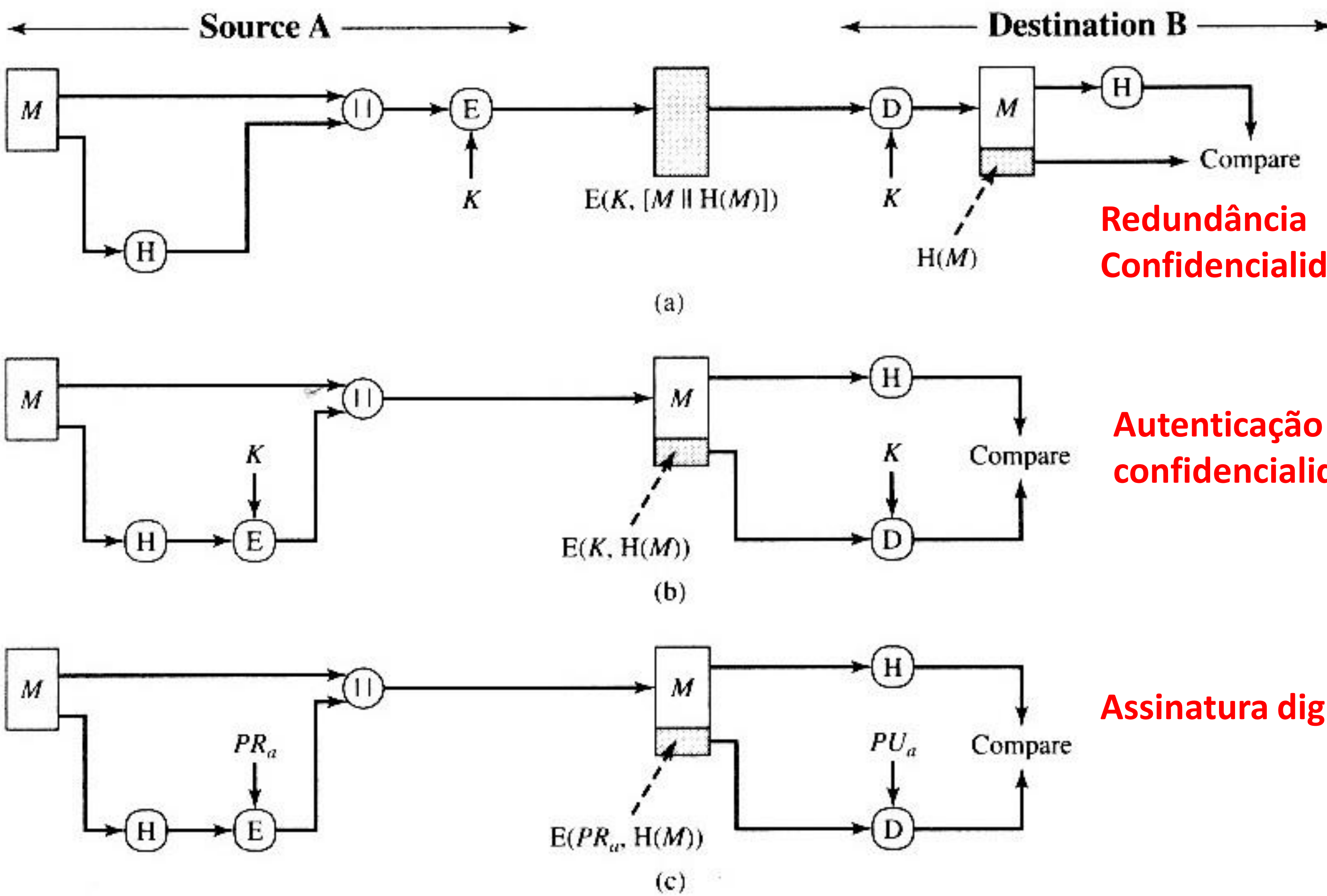
Integridade – Funções HASH



Funções HASH - Usos



Funções HASH - Usos

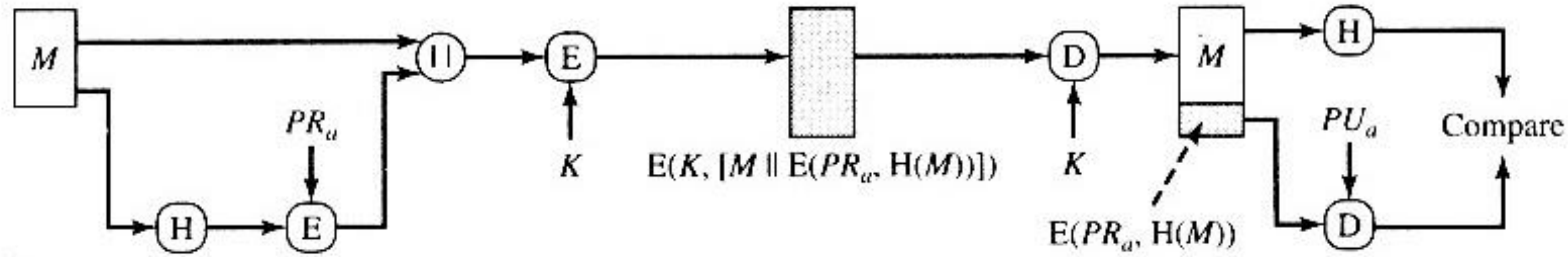


Redundância
Confidencialidade

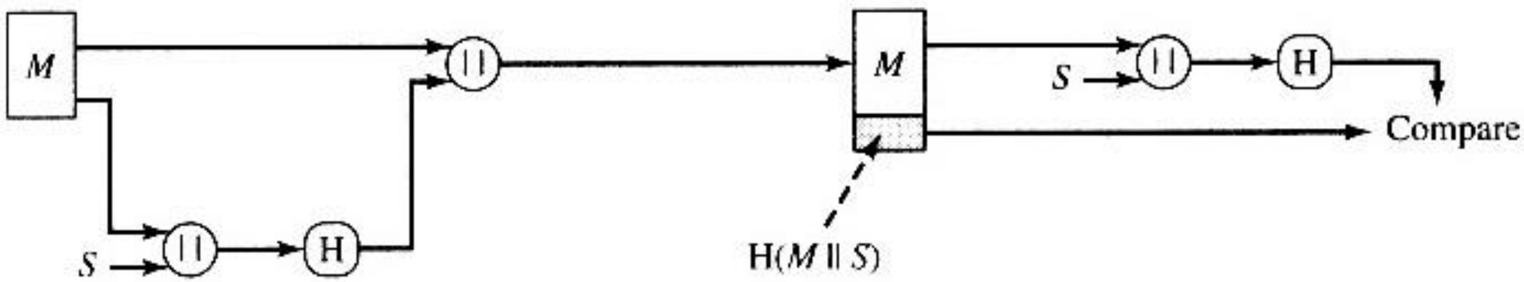
Autenticação sem confidencialidade

Assinatura digital

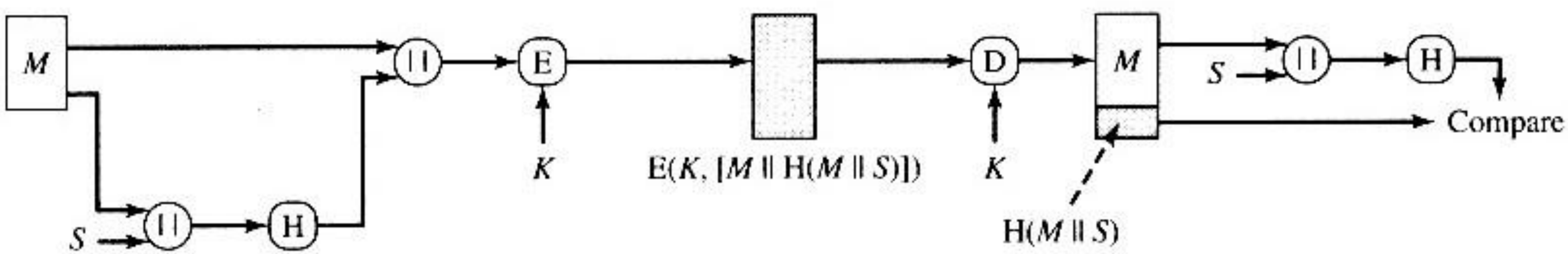
Funções HASH - Usos



(d)

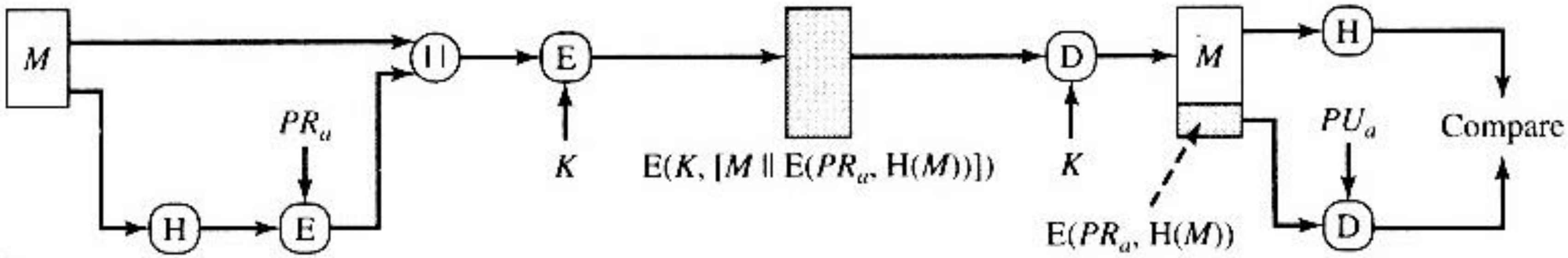


(e)



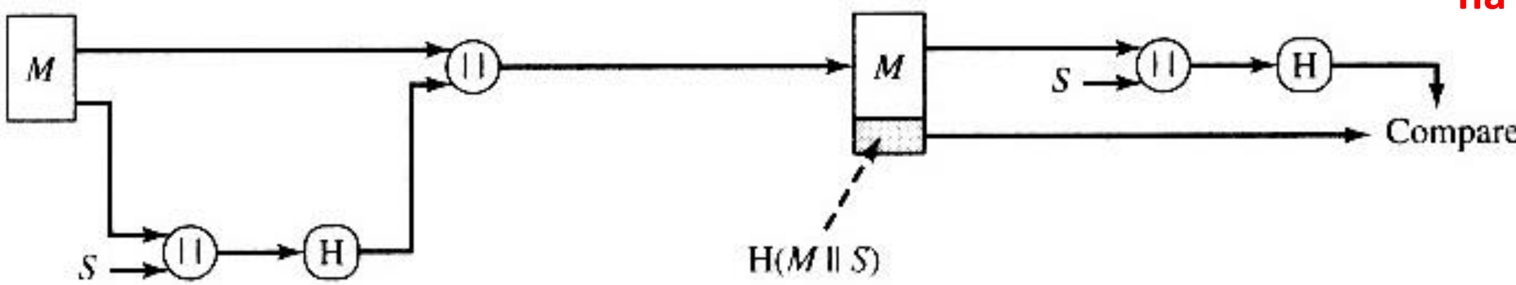
(f)

Funções HASH - Usos



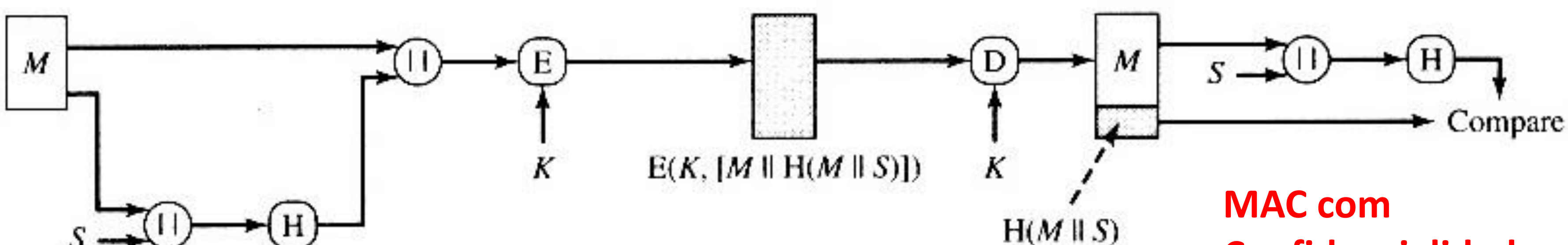
(d)

Confidencialidade na assinatura



(e)

MAC



(f)

MAC com Confidencialidade

Funções HASH - Propriedades

$A \rightarrow B$: $E(K, [M \| H(M)])$
- Provides confidentiality
  —Only A and B share K
- Provides authentication
  —$H(M)$ is cryptographically protected

(a) Encrypt message plus hash code

$A \rightarrow B$: $M \| E(K, H(M))$
- Provides authentication
  —$H(M)$ is cryptographically protected

(b) Encrypt hash code—shared secret key

$A \rightarrow B$: $M \| E(PR_a, H(M))$
- Provides authentication and digital signature
  —$H(M)$ is cryptographically protected
  —Only A could create $E(PR_a, H(M))$

(c) Encrypt hash code—sender's private *key*

$A \rightarrow B$: $E(K, [M \| E(PR_a, H(M))])$
- Provides authentication and digital signature
- Provides confidentiality
  —Only A and B share K

(d) Encrypt result of (c)—shared secret key

$A \rightarrow B$: $M \| H(M \| S)$
- Provides authentication
  —Only A and B share S

(e) Compute hash code of message plus secret value

$A \rightarrow B$: $E(K, [M \| H(M \| S)])$
- Provides authentication
  —Only A and B share S
- Provides confidentiality
  —Only A and B share K

(f) Encrypt result of (e)

Funções HASH – Quando Usar

- Cifragem é lenta
- HASH é mais eficiente só para integridade
- Cifragem pode ser computacionalmente caro em software e em hardware (senhas em BD)

HASH – Descrição/Requisitos

- Função de caminho único, M variável, H(M) Fixo
- Produz uma impressão digital de um arquivo
- Requisitos:
  - Fácil de computar para qualquer M
  - É impossível achar M tendo H(M) → caminho único
  - Dado x, não é viável achar y tal que $H(y)=H(x)$ ˆ $x \neq y$
  - Achar $(x,y) \mid H(x)=H(y)$ deve ser impossível
- Pseudo-aleatoriedade

Assinatura Digital

- É um mecanismo de autenticação que possibilita o criador da mensagem ser identificado
- Prova de não-repúdio
- Pode ser direta ou arbitrada

Assinatura Digital - Requisitos

- A assinatura deve depender de cada bit da mensagem
- Deve usar algo único do criador
- Deve ser fácil de produzir, reconhecer e verificar
- Dever ser computacionalmente não forjável
- Dever ser possível reter uma cópia

Assinatura Digital Direta

- Envolve só origem e destino
- Cifragem do hash com a chave privada
- Validade atrelada a chave privada
- Negar é alegar a perda da chave
- É normalmente incluído carimbo de tempo

Assinatura Digital Arbitrada

- Tentar resolver o problema da assinatura direta
- Envolve origem, destino e arbitro
- O arbitro checa a mensagem e assina junto dando o seu carimbo de tempo
- O arbitro provê uma prova de verificação
- O arbitro deve ser confiável por ambos

Paradoxo do Aniversário

- Um grupo maior que 23 pessoas tem probabilidade maior que 50% de terem a mesma data de aniversário.
- A chance de encontrar um valor repetido em um conjunto de 0 a N-1 excede 50% depois de aprox. $\sqrt{N}$ tentativas

Paradoxo do Aniversário

- A está preparado para assinar x
- Atacante gera $2^{m/2}$ variações de uma mensagem x com o mesmo significado
- Atacante gera $2^{m/2}$ variações fraudulentas y
  – A probabilidade de encontrar algum y com hash igual ao de algum x é maior que 50%
  – Se oferece a versão variada (x) para assinatura e se usa a versão fraudulenta (algum y).

Paradoxo do Aniversário M2[37]

Dear Anthony,

$\begin{Bmatrix}\text{This letter is}\\ \text{I am writing}\end{Bmatrix}$ to introduce $\begin{Bmatrix}\text{you to}\\ \text{to you}\end{Bmatrix}$ $\begin{Bmatrix}\text{Mr.}\\ \text{--}\end{Bmatrix}$ Alfred $\begin{Bmatrix}\text{P.}\\ \text{--}\end{Bmatrix}$

Barton, the $\begin{Bmatrix}\text{new}\\ \text{newly appointed}\end{Bmatrix}$ $\begin{Bmatrix}\text{chief}\\ \text{senior}\end{Bmatrix}$ jewellery buyer for $\begin{Bmatrix}\text{our}\\ \text{the}\end{Bmatrix}$

Northern $\begin{Bmatrix}\text{European}\\ \text{Europe}\end{Bmatrix}$ $\begin{Bmatrix}\text{area}\\ \text{division}\end{Bmatrix}$ He $\begin{Bmatrix}\text{will take}\\ \text{has taken}\end{Bmatrix}$ over $\begin{Bmatrix}\text{the}\\ \text{--}\end{Bmatrix}$

responsibility for $\begin{Bmatrix}\text{all}\\ \text{the whole of}\end{Bmatrix}$ our interests in $\begin{Bmatrix}\text{watches and jewellery}\\ \text{jewellery and watches}\end{Bmatrix}$

in the $\begin{Bmatrix}\text{area}\\ \text{region}\end{Bmatrix}$ Please $\begin{Bmatrix}\text{afford}\\ \text{give}\end{Bmatrix}$ him $\begin{Bmatrix}\text{every}\\ \text{all the}\end{Bmatrix}$ help he $\begin{Bmatrix}\text{may need}\\ \text{needs}\end{Bmatrix}$

to $\begin{Bmatrix}\text{seek out}\\ \text{find}\end{Bmatrix}$ the most $\begin{Bmatrix}\text{modern}\\ \text{up to date}\end{Bmatrix}$ lines for the $\begin{Bmatrix}\text{top}\\ \text{high}\end{Bmatrix}$ end of the

market. He is $\begin{Bmatrix}\text{empowered}\\ \text{authorized}\end{Bmatrix}$ to receive on our behalf $\begin{Bmatrix}\text{samples}\\ \text{specimens}\end{Bmatrix}$ of the

$\begin{Bmatrix}\text{latest}\\ \text{newest}\end{Bmatrix}$ $\begin{Bmatrix}\text{watch and jewellery}\\ \text{jewellery and watch}\end{Bmatrix}$ products, $\begin{Bmatrix}\text{up}\\ \text{subject}\end{Bmatrix}$ to a $\begin{Bmatrix}\text{limit}\\ \text{maximum}\end{Bmatrix}$

of ten thousand dollars. He will $\begin{Bmatrix}\text{carry}\\ \text{hold}\end{Bmatrix}$ a signed copy of this $\begin{Bmatrix}\text{letter}\\ \text{document}\end{Bmatrix}$

Resistência de Hashes

- Para tamanho de hahs m:

Técnica	Esforço
Reversão (h -> y |H(y) = h)	2^m
Colisão fraca (x -> y != x ^ H(y) = H(y))	2^m
Colisão forte (x, y | H(x) = H(y))	2^(m/2)

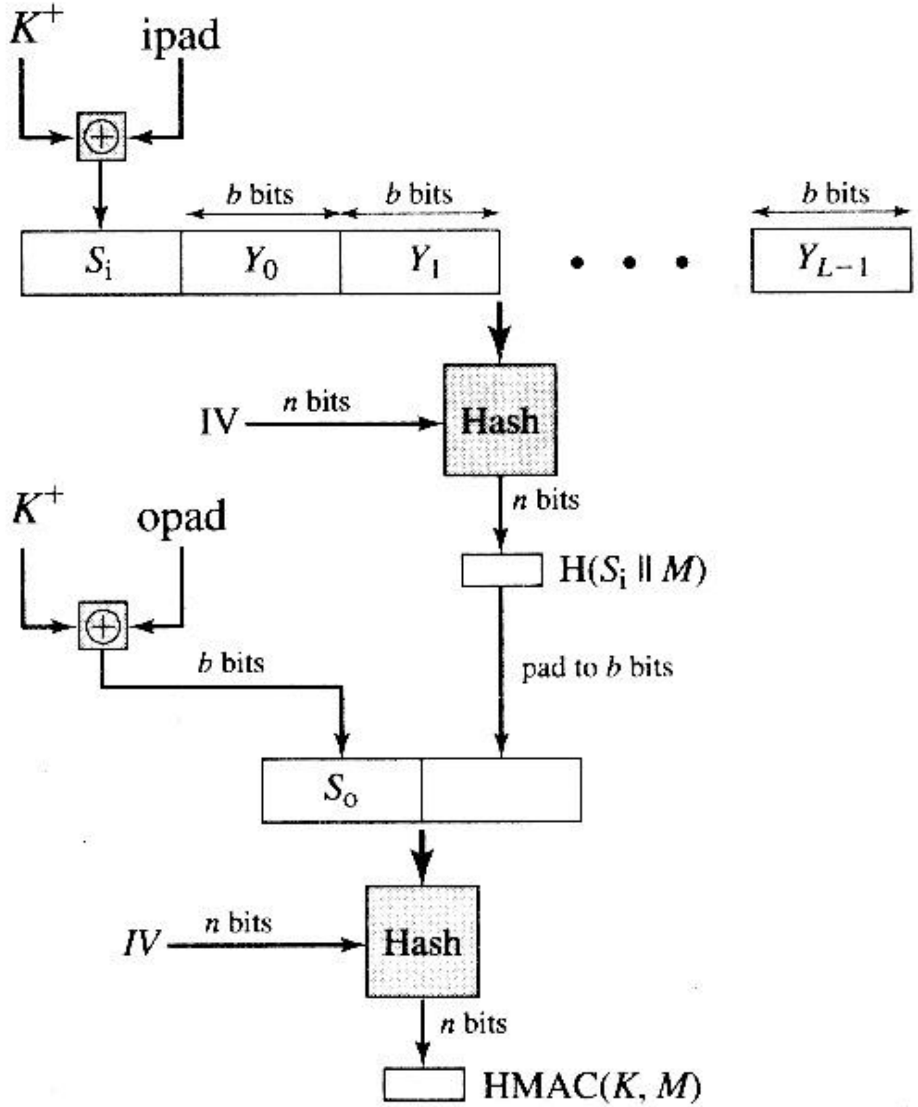
HMAC

- MAC baseado em função HASH
- Objetivos:
  - Mais rápido que cifragem
  - Funções HASH amplamente disponíveis
- RFC 2104 /FIPS 198 → como adicionar um chave a um HASH
- Usado em SSL e IPSEC

HMAC – Objetivos de Projeto

- Usar funções HASH sem modificação
- Permitir trocar a função HASH
- Preservar a performance do HASH
- Usar chave de maneira simples
- Ter toda analise criptográfica baseada no função HASH

HMAC - Estrutura



HMAC - Estrutura

- $HMAC(K,M)=H[(K^{+} \otimes opad)||H[(K^{+} \otimes ipad)||M]]$
  - b→ tamanho do bloco em bits
  - K→ Chave, K^{+}→ Chave estendida até b
  - ipad = 0x36 repetido b/8
  - opad = 0x5C repetido b/8
  - IV → valor de inicialização do HASH
  - opad e ipad geram bits alternados na chave

HMAC Pseudo-Código

```
function hmac (key, message)
   if (length(key) > blocksize) then
      key = hash(key) // keys longer than blocksize are shortened
   end if
   if (length(key) < blocksize) then
      key = [0x00 * (blocksize - length(key)) || key] // keys shorter than blocksize are zero-padded
   end if
     o_key_pad = [0x5c * blocksize] ⊕ key // Where blocksize is that of the underlying hash function
      i_key_pad = [0x36 * blocksize] ⊕ key
     return hash(o_key_pad ∥ hash(i_key_pad ∥ message))
end function
```