GENERACIÓN DE TOKENS PARA PROTEGER LOS DATOS DE TARJETAS BANCARIAS

Trabajo terminal No. 2017-B008

Directora

Dra. Sandra Díaz Santiago

Presentan

Daniel Ayala Zamorano

Laura Natalia Borbolla Palacios

Ricardo Quezada Figueroa

Instituto Politécnico Nacional

Escuela Superior de Cómputo

Contenido

Simbología

A continuación se describe la simbología que se utilizará a lo largo de este documento.

Tabla 1: Simbología

Símbolo	Descripción
K	Llave
pk	Llave pública
sk	Llave privada o secreta
k_i	I*é*-sima subllave
K_I	Llave de entrada o *key derivation key* de una función de derivación de llaves
K_O	Material de llaves obtenido de una función de derivación de llaves
IV	Vector de inicialización
E	Operación de cifrado
E_K	Operación de cifrado utilizando la llave K
D	Operación de descifrado
D_K	Operación de descifrado utilizando la llave K
h	Función hash
h_k	Función hash que utiliza una llave k para calcular el valor
M	Mensaje en claro
C	Mensaje cifrado
$\mathbb{Z}_n$	Conjunto de los números enteros módulo n
$\{0,1\}^r$	Cadena de bits de longitud r
$\{0,1\}^*$	Cadena de bits de longitud arbitraria
mód	Operación módulo
mcd	Máximo común divisor
$\oplus$	Operación XOR
$\boxplus$	Suma modular
$\boxminus$	Resta modular
$\|\|$	Operación de concatenación
$\{X\}$	Indicación de que el uso de X es opcional
$[X]$	El entero más pequeño que es mayor o igual que X
$[X]_2$	Representación binaria del número X
φ	Función ϕ de Euler
$\emptyset$	Conjunto vacío

Es menester aclarar que un mensaje no consiste solo en letras y números; el *mensaje* se refiere al conjunto de datos que van a ser cifrados o descifrados.

Capítulo 1

Introducción

1.1. Justificación

1.2. Objetivos

Capítulo 2

Antecedentes

2.1. Introducción a la criptografía

La información presentada a continuación puede consultarse con más profundidad en las siguientes referencias **menezes**, **DBLP:series/isc/DelfsK07**.

La palabra criptografía proviene de las etimologías griegas *Kriptos* (ocultar) y *Graphos* (escritura), y es definida por la Real Academia Española (RAE) como «el arte de escribir con clave secreta o de un modo enigmático». De manera más formal se puede definir a la criptografía como la ciencia encargada de estudiar y diseñar por medio de técnicas matemáticas, métodos y modelos capaces de resolver problemas en la seguridad de la información, como la confidencialidad de esta, su integridad y la autenticación de su origen.

2.1.1. Objetivos de la criptografía

La criptografía tiene como finalidad proveer los siguientes cuatro servicios:

Confidencialidad Es el servicio encargado de mantener legible la información solo a aquellos que estén autorizados a visualizarla.

Integridad Este servicio se encarga de evitar la alteración de la información de forma no autorizada, esto incluye la inserción, sustitución y eliminación de los datos.

Autenticación Este servicio se refiere a la identificación tanto de las personas que establecen una comunicación, garantizando que cada una es quien dice ser; como del origen de la información que se maneja, garantizando la veracidad de la hora y fecha de origen, el contenido, tiempos de envío, entre otros.

No repudio Es el servicio que evita que el autor de la información o de alguna acción determinada, pueda negar su validez, ayudando así a prevenir situaciones de disputa.

2.1.2. Criptoanálisis y ataques

La criptografía forma parte de una ciencia más general llamada criptología, la cual tiene otras ramas de estudio, como es el criptoanálisis que es la ciencia encargada de estudiar los posibles ataques a sistemas criptográficos, que son capaces de contrariar sus servicios ofrecidos. Entre los principales objetivos del criptoanálisis están interceptar la información que circula en un canal de comunicación, alterar dicha información y suplantar la identidad, rompiendo con los servicios de confidencialidad, integridad y autenticación respectivamente.

Los ataques que se realizan a sistemas criptográficos dependen de la cantidad de recursos o conocimientos con los que cuenta el adversario que realiza dicho ataque, dando como resultado la siguiente

clasificación.

Ataque con sólo texto cifrado En este ataque el adversario solamente es capaz de obtener la información cifrada, y tratará de conocer su contenido en claro a partir de ella. Esta forma de atacar es la más básica, y todos los métodos criptográficos deben poder soportarla.

Ataque con texto en claro conocido Esta clase de ataques ocurren cuando el adversario puede obtener pares de información cifrada y su correspondiente información en claro, y por medio de su estudio, trata de descifrar otra información cifrada para la cual no conoce su contenido.

Ataque con texto en claro elegido Este ataque es muy parecido al anterior, con la diferencia de que en este el adversario es capaz de obtener los pares de información cifrada y en claro con el contenido que desee.

Ataque con texto en claro conocido adaptativo En este ataque el adversario es capaz de obtener los pares de información cifrada y en claro con el contenido que desee, además tiene amplio acceso o puede usar de forma repetitiva el mecanismo de cifrado.

Ataque con texto en claro elegido adaptativo En este caso el adversario puede elegir información cifrada y conocer su contenido, dado que tiene acceso a los mecanismos de descifrado.

2.1.3. Clasificación de la criptografía

La criptografía puede clasificarse de forma histórica en dos categorías, la criptografía clásica y la criptografía moderna. La criptografía clásica es aquella que se utilizó desde la antigüedad, teniéndose registro de su uso desde hace más 4000 años por los egipcios, hasta la mitad del siglo XX. En esta los métodos utilizados para cifrar eran variados, pero en su mayoría usaban la transposición y la sustitución, además de que la mayoría se mantenían en secreto. Mientras que la criptografía moderna es la que se inició después la publicación de la *Teoría de la información* por Claude Elwood Shannon**shannon˙teoria**, dado que esta sentó las bases matemáticas para la CRIPTOLOGÍA en general.

Una manera de clasificar es de acuerdo a las técnicas y métodos empleados para cifrar la información, esta clasificación se puede observar en la figura 2.1.

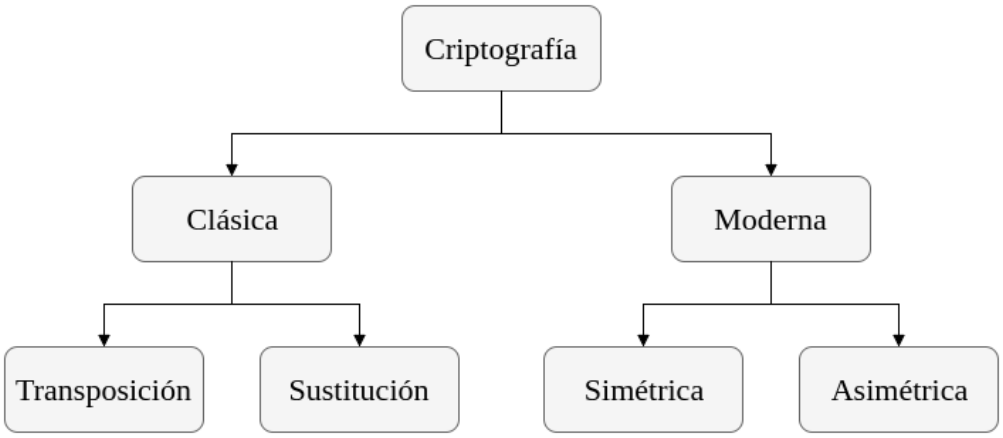


Figura 2.1: Clasificación de la criptografía.

Adentrándose en la clasificación de la criptografía clásica, se tienen los cifrados por transposición, los cuales se basan en técnicas de PERMUTACIÓN de forma que los caracteres de la información en claro se reordenen mediante algoritmos específicos, y los cifrados por sustitución, que utilizan técnicas de modificación de los caracteres por otros correspondientes a un alfabeto específico para el cifrado.

En cuanto a la criptografía moderna, esta tiene dos vertientes: la criptografía simétrica o de llave secreta, y la asimétrica o de llave pública. Hablando de la primer vertiente, se puede decir que es aquella que utiliza un modelo matemático para cifrar y descifrar un mensaje utilizando únicamente una llave que permanece secreta.

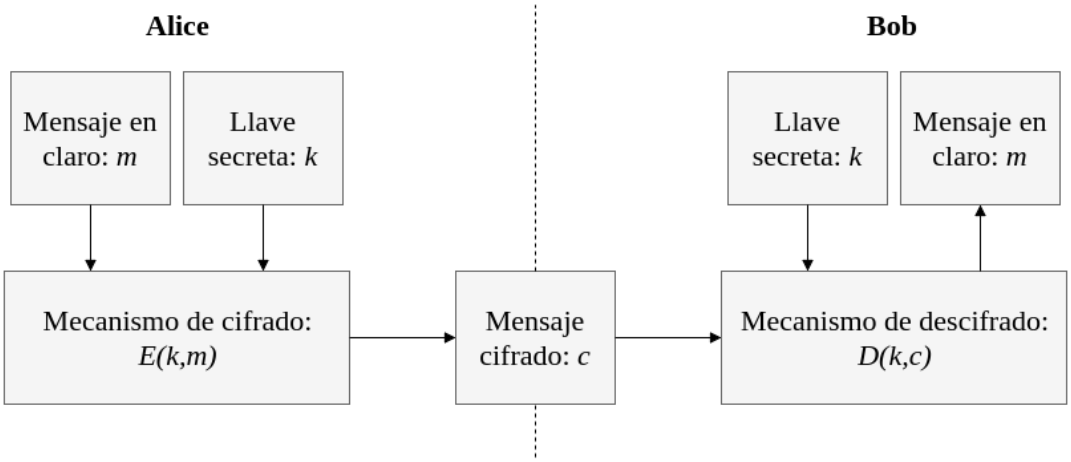


Figura 2.2: Canal de comunicación con criptografía simétrica.

En la figura 2.2 se puede observar el proceso para establecer una comunicación segura por medio de

la criptografía simétrica. Primero, tanto Alice como Bob deben de establecer una llave única y compartida k, para que después, Alice, actuando como el emisor, cifre un mensaje m usando la llave k por medio del algoritmo de cifrado $E(k, m)$ para obtener el mensaje cifrado c y enviárselo a Bob. Posteriormente Bob, como receptor, se encarga de descifrar c con ayuda de la llave k por medio del algoritmo de descifrado $D(k, c)$ para obtener el mensaje original m.

Gran parte de los algoritmos de cifrado que caen en este tipo de criptografía están basados en las redes Feistel, que son un método de cifrado propuesto por el criptógrafo Horst Feistel, mismo que desarrolló el Data Encryption Standard (DES) (sección 2.2.4) a principios de la década de los 70, que fue el cifrado usado por el gobierno estadounidense hasta 2002, año que el Advanced Encryption Standard (AES) (sección 2.2.5) lo sustituyó.

Ahora, adentrándose en la criptografía asimétrica, se tiene que su idea principal es el uso de 2 llaves distintas para cada persona, una llave pública para cifrar, que esté disponible para cualquier otra persona, y una llave privada para descifrar, que se mantiene disponible solo para su propietario.

El proceso para establecer una comunicación segura por medio de este tipo de criptografía es el siguiente: primero, Alice nuevamente como el emisor, cifra un mensaje m con la llave pública de Bob pk, y usa el algoritmo de cifrado $E(pk, m)$ para obtener c y enviarlo. Después Bob como receptor, se encarga de descifrar c por medio del algoritmo de descifrado $D(sk, c)$ haciendo uso de su llave privada sk. Este proceso se refleja gráficamente el la figura 2.3.

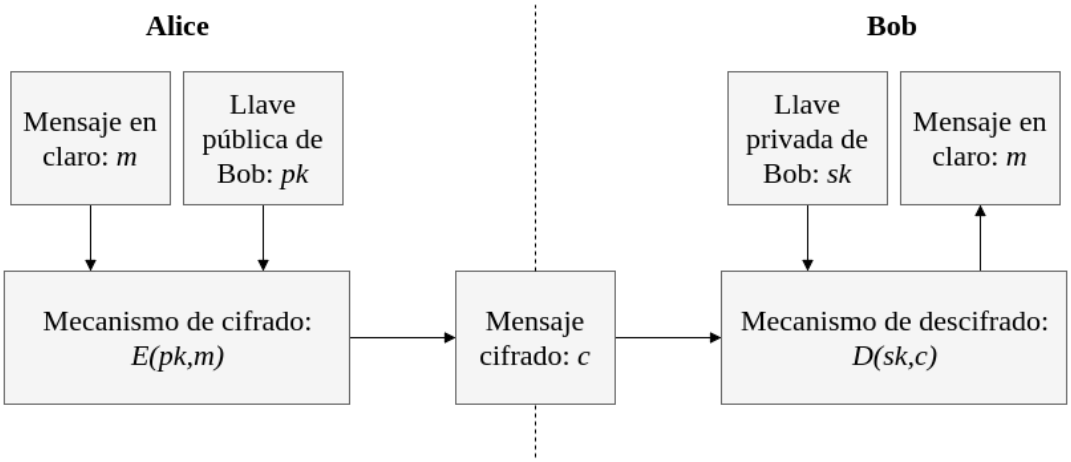


Figura 2.3: Canal de comunicación con criptografía asimétrica.

Entre los uso que se le da a esta criptografía está el mantener la distribución de llaves privadas segura y establecer métodos que garanticen la autenticación y el no repudio; por ejemplo, en las firmas y certificados digitales.

El principal precursor de la criptografía asimétrica fue el método de intercambio de llaves de Diffie-Hellman, desarrollado y publicado por Whitfield Diffie y Martin Hellman, en 1976 en el artículo *New Directions in Cryptography***diffie˙hellman**, siendo la primera forma práctica para poder establecer una llave secreta compartida entre dos partes sin contacto previo por medio de un canal público para intercambiar mensajes.

Otro precursor fue el sistema criptográfico Ron Rivest, Adi Shamir, Leonard Adleman (RSA) (nombre obtenido por las siglas de los apellidos de sus desarrolladores: Ron Rivest, Adi Shamir y Leonard Adleman), publicado en 1978**rsa˙publicacion** y que fue el primer sistema criptográfico capaz de servir tanto para cifrar mensajes, como para la implementación de firmas digitales. A pesar de que sus orígenes son de ya hace casi cuatro décadas, este sistema aún es uno de los más ampliamente usados.

Entre los motivos del éxito de RSA está que su funcionamiento se basa en la teoría elemental de números, ya que usa propiedades descritas en esta teoría; y en su seguridad, ya que se basa en la incapacidad de poder factorizar números grandes de forma eficiente.

El algoritmo de RSA consta de 3 partes, la generación de llaves, el cifrado y el descifrado. El proceso para poder generar un par de llaves (pública y privada) con RSA se muestra en el pseudocódigo 2.1.

```
entrada: ninguna.
salida: llave pública (n,e) y privada (n,d).
inicio
  Elegir de forma aleatoria 2 números primos p y q, que sean de gran
  magnitud y de una longitud parecida.
  Calcular n = p · q
  Calcular φ(n) = (p − 1)(q − 1).
  Elegir un exponente de cifrado e tal que e < φ(n) y mcd(e, φ(n)) = 1.
  Encontrar el exponente de descifrado d tal que e·d mód φ(n) = 1.
fin
```

Pseudocódigo 2.1: Proceso de generación de llaves de RSA.

Las funciones de cifrado y descifrado, están definidas en las ecuaciones 2.1 y 2.2 respectivamente, y se aplican números enteros o bloques de bits, siendo funciones biyectivas e inversas entre sí.

$$E : \mathbb{Z}_n \longrightarrow \mathbb{Z}_n, x \longmapsto x^e \tag{2.1}$$

$$D : \mathbb{Z}_n \longrightarrow \mathbb{Z}_n, x \longmapsto x^d \tag{2.2}$$

2.2. Cifrados por bloques

La información presentada a continuación puede consultarse con más profundidad en las siguientes referencias **menezes**, **DBLP:series/isc/DelfsK07**.

Los cifrados por bloque son esquemas de cifrado que, como bien lo explica su nombre, operan mediante bloques de datos. Normalmente los bloques tienen una longitud de 64 o de 128 bits, mientras que las llaves pueden ser de 56, 128, 192 o 256 bits.

En muchos sistemas criptográficos, los cifrados por bloque simétricos son elementos importantes, pues su versatilidad permite construir con ellos generadores de números pseudoaleatorios, cifrados de flujo MACs y funciones hash. Sirven también como componentes centrales en técnicas de autenticación de mensajes, mecanismos de integridad de datos, protocolos de autenticación de entidad y esquemas de firma electrónica que usan llaves simétricas.

Los cifrados por bloque están limitados en la práctica por varios factores, tales como el límite de memoria, la velocidad requerida o restricciones impuestas por el hardware o el software en el que se implementan. Normalmente, se debe escoger entre eficiencia y seguridad

Idealmente, al cifrar por bloques, cada bit del bloque cifrado depende de todos los bits de la llave y del texto en claro; no debería existir una relación estadística evidente entre el texto en claro y el texto cifrado; el alterar tan solo un bit en el texto en claro o en la llave debería alterar cada uno de los bits del texto cifrado con una probabilidad de $\frac{1}{2}$; y alterar un bit del texto cifrado debería provocar resultados impredecibles al recuperar el texto en claro.

2.2.1. Definición

$$\begin{aligned} E : \{0,1\}^r \times \{0,1\}^n &\longrightarrow \{0,1\}^n \\ (k, m) &\longmapsto E(k, m) \end{aligned} \tag{2.3}$$

Utilizando una llave secreta k de longitud binaria r el algoritmo de cifrado E cifra bloques en claro m de una longitud binaria fija n y da como resultado bloques cifrados $c = E(k, m)$ cuya longitud también es n. n es el tamaño de bloque del cifrado. El espacio de llave está dado por $K = \{0,1\}^r$, para cada llave existe una función $D_k(c)$ que permite tomar un bloque cifrado c y regresarlo a su forma original m.

Generalmente, los cifrados por bloque procesan el texto claro en bloques relativamente grandes ($n \geq 64$), contrastando con los cifradores de flujo, que toman bit por bit. Cuando la longitud del mensaje en claro excede el tamaño de bloque, se utilizan los MODOS DE OPERACIÓN.

Los parámetros más importantes de los cifrados por bloque son los siguientes:

- Tamaño de bloque
- Tamaño de llave

2.2.2. Criterios para evaluar los cifrados por bloque

A continuación se listan algunos de los criterios que pueden ser tomados en cuenta para evaluar estos cifrados:

1. **Nivel de seguridad.** La confianza que se le tiene a un cifrado va creciendo con el tiempo, pues va siendo analizado y sometido a pruebas.
2. **Tamaño de llave.** La ENTROPÍA del espacio de la llave define un límite superior en la seguridad del cifrado al tomar en cuenta la búsqueda exhaustiva. Sin embargo, hay que tener cuidado con su tamaño, pues también aumentan los costos de generación, transmisión, almacenamiento, etcétera.
3. **Tamaño de bloque.** Impacta la seguridad, pues entre más grandes, mejor; sin embargo, tiene repercusiones en el costo de la implementación, además de que puede afectar el rendimiento del cifrado.
4. **Expansión de datos.** Es extremadamente deseable que los datos cifrados no aumenten su tamaño respecto a los datos en claro.
5. **Propagación de error.** Descifrar datos que contienen errores de bit puede llevar a recuperar incorrectamente el texto en claro, además de propagar errores en los bloques pendientes por descifrar. Normalmente, el tamaño de bloque afecta el error de propagación.

   A continuación se listan algunos algoritmos de cifrado por bloques.

2.2.3. Redes Feistel

Consiste en un CIFRADO ITERATIVO que mapea bloques de texto en claro de tamaño $2t$bits (separados en bloques L_0, R_0 de tamaño t) a un texto cifrado R_r, L_r mediante un proceso de r RONDAS.

```
inicio
para_todo i desde 1 hasta r:
  L_i = R_{i-1}
  R_i = L_{i-1} ⊕ f(R_{i-1}, K_i)
fin
fin
```

Pseudocódigo 2.2: Feistel, cifrado.

Donde cada subllave K_i se obtiene de la llave K.

Normalmente el número de rondas r es mayor o igual a tres y par. Además, casi siempre intercambia el orden de los bloques de salida al revés en la última ronda: (R_r, L_r) en vez de (L_r, R_r).

El descifrado se realiza utilizando el mismo proceso de cifrado pero con las llaves en el orden inverso (comenzando con K_r hasta K_1).

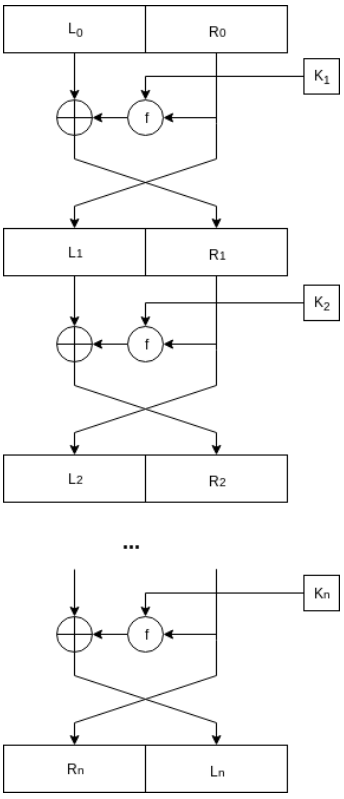


Figura 2.4: Diagrama genérico de una red Feistel.

Esta versión de las redes Feistel tiene como reestricción que la longitud del bloque a procesar debe ser par. Existen dos generalizaciones del esquema original que permiten procesar bloques de cualquier longitud: las redes Feistel desbalanceadas y las redes Feistel alternantes (figura 2.5) **sinopsis˙rogaway**.

2.2.3.1. Redes Feistel desbalanceadas

Este tipo de redes (presentadas en **DBLP:conf/fse/SchneierK96**) permite que los bloques izquierdos y derechos sean de distintas longitudes (m y n, respectivamente). En la figura 2.5A se muestra un esquema del proceso, el cual es bastante similar al de la figura 2.4 con la única diferencia de que la función f debe cambiar la longitud de su entrada: de n a m. Si $m \leq n$, la red es pesada del lado de la fuente, y la función actúa como contracción (la entrada es más grande que la salida). Por otra parte, si $m \geq n$, la red es pesada del lado del objetivo, y la función actúa como una expansión (la entrada es más pequeña

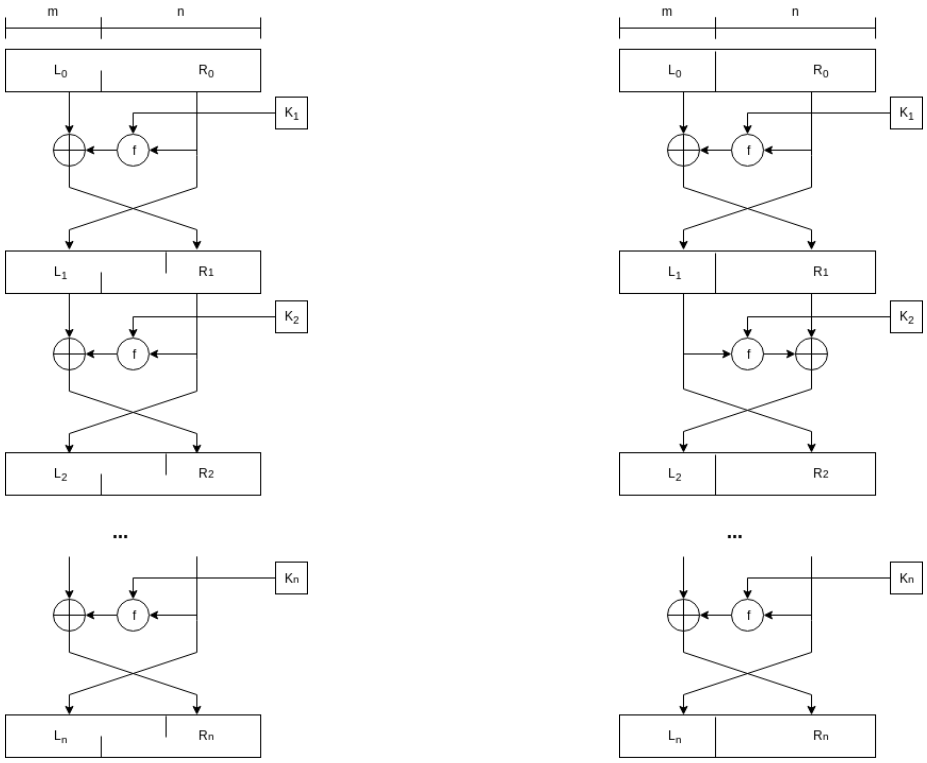
que la salida). El caso especial en el que $m = n$ es en el que la red está balanceada y corresponde al presentado originalmente (figura 2.4); es por esto que las redes Feistel desbalanceadas son consideradas una generalización del esquema inicial.

Para los esquemas pesados del lado de la fuente, la seguridad aumenta proporcionalmente al grado de desbalanceo. Por el lado contrario, en los esquemas pesados del lado del objetivo, entre más balanceada la red, mejor.

2.2.3.2. Redes Feistel alternantes

Un inconveniente de las redes desbalanceadas es el costo extra de hacer las particiones de los bloques intermedios. Las redes Feistel alternantes (figura 2.5b, presentadas en **DBLP:conf/fse/AndersonB96a** y **DBLP:conf/fse/Lucks96**) eliminan este inconveniente utilizando dos tipos de funciones, una contractora y la otra de expansión, en RONDAS alternas.

Es importante notar que las redes alternantes son también una generalización del esquema original, en la cuál la partición de los bloques es al centro, y se utliza una sola función.



(a) Redes desbalanceadas. (b) Redes alternantes.

Figura 2.5: Generalizaciones de las redes Feistel.

2.2.4. Data Encryption Standard (DES)

Este es, probablemente, el cifrado simétrico por bloques más conocido; ya que en la década de los 70 estableció un precedente al ser el primer algoritmo a nivel comercial que publicó abiertamente sus especificaciones y detalles de implementación. Se encuentra definido en el estándar americano Federal Information Processing Standard (FIPS) 46-2.

DES es un cifrado Feistel que procesa bloques de $n = 64$ bits y produce bloques cifrados de la misma longitud. Aunque la llave es de 64 bits, 8 son de paridad, por lo que el tamaño *efectivo* de la llave es de 56 bits. Las 2^{56} llaves implementan, máximo, 2^{56} de las $2^{64}!$ posibles biyecciones en bloques de 64 bits.

Con la llave K se generan 16 subllaves K_i de 48 bits; una para cada ronda. En cada ronda se utilizan 8 *cajas-s* (mapeos de sustitución de 6 a 4 bits). La entrada de 64 bits es dividida por la mitad en L_0 y R_0. Cada ronda i va tomando las entradas L_{i-1} y R_{i-1} de la ronda anterior y produce salidas de 32 bits L_i y R_i mientras $1 \leq i \leq 16$ de la siguiente manera:

$$\begin{aligned} L_i &= R_{i-1} \\ R_i &= L_{i-1} \oplus f(R_{i-1}, K_i) \\ &\quad donde \quad f(R_{i-1}, K_i) = P(S(E(R_{i-1}) \oplus K_i)) \end{aligned} \tag{2.4}$$

E se encarga de expandir R_{i-1} de 32 bits a 48, P es una permutación de 32 bits y S son las cajas-s.

entrada: 64 bits de texto en claro $M = m_1 \dots m_{64}$;
llave de 64 bits $K = k_1 \dots k_{64}$.
salida: bloque de texto cifrado de 64 bits $C = c_1 \dots c_{64}$.
inicio
  Calcular 16 subllaves K_i de 48 bits partiendo de K.
  Obtener (L_0, R_0) de la tabla de permutaciones iniciales $IP(m_1 m_2 \dots m_{64})$
  para_todo i desde 1 hasta 16:
    L_i = R_{i-1}
    Obtener $f(R_{i-1}, K_i)$:
      a) Expandir $R_{i-1} = r_1 r_2 \dots r_{32}$ de 32 a 48 bits
        usando E: $T \leftarrow E(R_{i-1})$.
      b) $T' \leftarrow T \oplus K_i$. Donde T' es representado
        como ocho cadenas de 6 bits cada una $(B_1, \dots, B_8)$.
      c) $T'' \leftarrow (S_1(B_1), S_2(B_2), \dots S_8(B_8))$
      d) $T''' \leftarrow P(T'')$
    R_i = L_{i-1} \oplus f(R_{i-1}, K_i)
  fin
  $b_1 b_2 \dots b_{64} \leftarrow (R_{16}, L_{16})$.
  $C \leftarrow IP^{-1}(b_1 b_2 \dots b_{64})$
fin

Pseudocódigo 2.3: DES, cifrado.

El descifrado DES consiste en el mismo algoritmo de cifrado, con la misma llave K, pero utilizando las subllaves en orden inverso: $K_{16}, K_{15}, \ldots, K_1$.

2.2.4.1. Llaves débiles

Tomando en cuenta las siguientes definiciones

- Llave débil: una llave K tal que $E_K(E_K(M)) = M$ para toda x; en otras palabras, una llave débil permite que, al cifrar dos veces con la misma llave, se obtenga de nuevo el mensaje en claro.
- Llaves semidébiles: se tiene un par de llaves K_1, K_2 tal que $E_{K_1}(E_{K_2}(x)) = x$.

DES tiene cuatro llaves débiles y seis pares de llaves semidébiles. Las cuatro llaves débiles generan subllaves K_i iguales y, debido a que DES es un cifrado Feistel, el cifrado es autorreversible. O sea que al final se obtiene de nuevo el texto en claro, pues cifrar dos veces con la misma llave regresa la entrada original. Respecto a los pares semidébiles, el cifrado con una de las llaves del par es equivalente al descifrado con la otra (o viceversa).

2.2.5. Advanced Encryption Standard (AES)

Dado que el tamaño de bloque y la longitud de la llave de DES se volvieron muy pequeños para resistir los embates del progreso de la tecnología, el National Institute of Standards and Technology (NIST) comenzó la búsqueda de un nuevo cifrado estándar en 1997; este cifrado debía tener un tamaño de bloque de, al menos, 128 bits y soportar tres tamaños de llave: 128, 192 y 256 bits.

Después de pasar por un proceso de selección, la propuesta Rijndael fue seleccionada. Se le hicieron algunas modificaciones, pues Rijndael soporta combinaciones de llaves y bloques de longitud 128, 169, 192, 224 y 256; mientras que AES tiene fijo el tamaño de bloque y solo utiliza los tres tamaños de llave mencionados anteriormente. Dependiendo del tamaño de la llave, se tiene el número de rondas: 10 para las de 128 bits, 12 para las de 192 y 14 para las de 256.

El cifrado requiere de una matriz de 4×4 denominada matriz de estado.

```
entrada:    128 bits de texto en claro M; llave de n bits K.
salida:     bloque de texto cifrado de 64 bits C = c_1 ... c_64.
inicio
  Obtener las subllaves de 128 bits necesarias: una para cada ronda y una extra.
  Iniciar matriz de estado con el bloque en claro.
  Realizar AddRoundKey(matriz_estado, k_0)
  para_todo i desde 1 hasta num_rondas - 1:
    SubBytes(matriz_estado)
```

```
        ShiftRows(matriz_estado)
        MixColumns(matriz_estado)
        AddRoundKey(matriz_estado, k_i)
    fin
    SubBytes(matriz_estado)
    ShiftRows(matriz_estado)
    MixColumns(matriz_estado)
    AddRoundKey(matriz_estado, k_num_rondas)
    regresa matriz_estado
fin
```

Pseudocódigo 2.4: AES, cifrado.

Como todos los pasos realizados en las RONDAS son invertibles, el proceso de descifrado consiste en aplicar las funciones inversas a *SubBytes*, *ShiftRows*, *MixColumns* y *AddRoundKey* en el orden opuesto. Tanto el algoritmo como sus pasos están pensados con bytes. En el algoritmo Rijndael los bytes son considerados como elementos del campo finito $\mathbb{F}_{2^8}$ con 2^8 elementos; $\mathbb{F}_{2^8}$ es construido como una extensión del campo $\mathbb{F}_2$ con 2 elementos mediante el uso del polinomio irreducible $X^8 + X^4 + X^3 + X + 1$. Por lo tanto, las operaciones que se hagan a continuación de adición y el producto entre bytes significa sumarlos y multiplicarlos como elementos del campo $\mathbb{F}_{2^8}$.

2.2.5.1. SubBytes

Esta es la única transformación no lineal de Rijndael. Sustituye los bytes de la matriz de estado byte a byte al aplicar la función S_{RD} a cada elemento de la matriz. La función S_{RD} es también conocida como Caja-S y no depende de la llave. La misma caja es utilizada para los bytes en todas las posiciones.

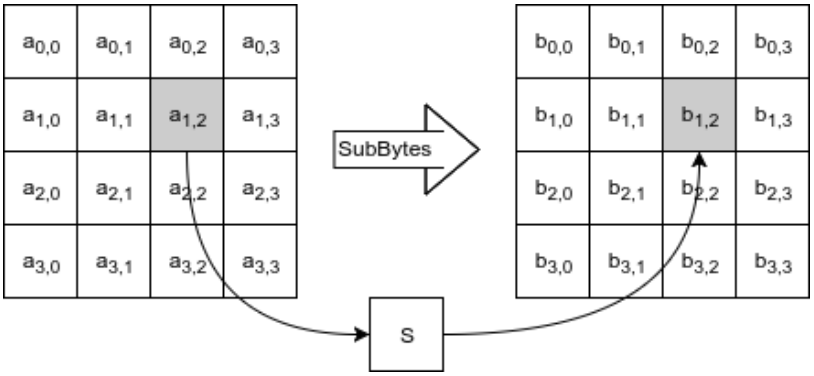


Figura 2.6: Diagrama de la operación *SubBytes*.

2.2.5.2. ShiftRows

Esta transformación hace un corrimiento cíclico hacia la izquierda de las filas de la matriz de estado. Los desplazamientos son distintos para cada fila y dependen de la longitud del bloque (N_b).

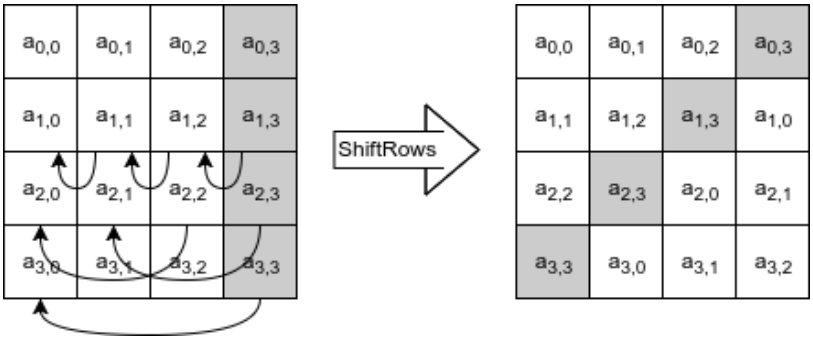


Figura 2.7: Diagrama de la operación $ShiftRows$.

2.2.5.3. MixColumns

Esta transformación opera en cada columna de la matriz de estado independientemente. Se considera una columna $a = (a_0, a_1, a_2, a_3)$ como el polinomio $a(X) = a_3X^3 + a_2X^2 + a_1X + a_0$. Entonces este paso transforma una columna a al multiplicarla con el siguiente polinomio fijo:

$$c(X) = 03X^3 + 01X^2 + 01X + 02 \tag{2.5}$$

y se toma el residuo del producto módulo $X^4 + 1$:

$$a(X) \mapsto a(X) \cdot c(X) \mod (X^4 + 1) \tag{2.6}$$

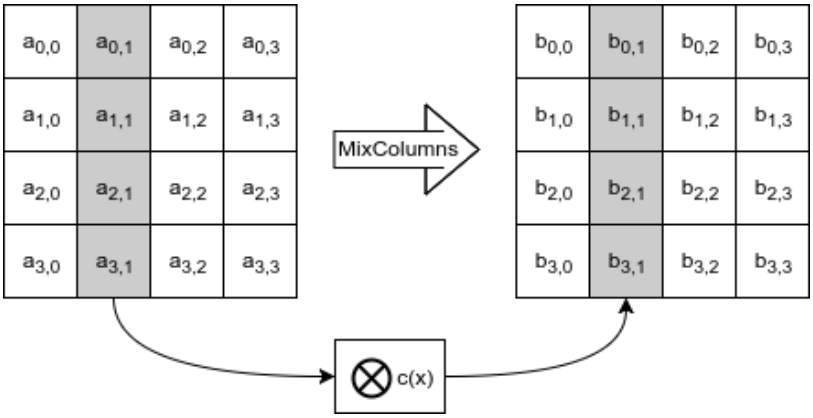


Figura 2.8: Diagrama de la operación $MixColumns$.

2.2.5.4. AddRoundKey

Esta es la única operación que depende de la llave secreta k. Añade una llave de ronda para intervenir en el resultado de la matriz de estado. Las llaves de ronda son derivadas de la llave secreta k al aplicar el algoritmo de generación de llaves. Las llaves de ronda tienen la misma longitud que los bloques. Esta operación es simplemente una operación XOR bit a bit de la matriz de estado con la llave de ronda en turno. Para obtener el nuevo valor de la matriz de estado se realiza lo siguiente:

$$(matriz\_estado, k_i) \mapsto matriz\_estado \oplus k_i \tag{2.7}$$

Como se tiene una matriz_estado, la llave de ronda (k_i) también es representada como una matriz de bytes con 4 columnas y N_b columnas. Cada una de las N_b palabras de la llave de ronda corresponde a una columna. Entonces se realiza la operación XOR bit a bit sobre las entradas correspondientes de la matriz de estado y la matriz de la llave de ronda.

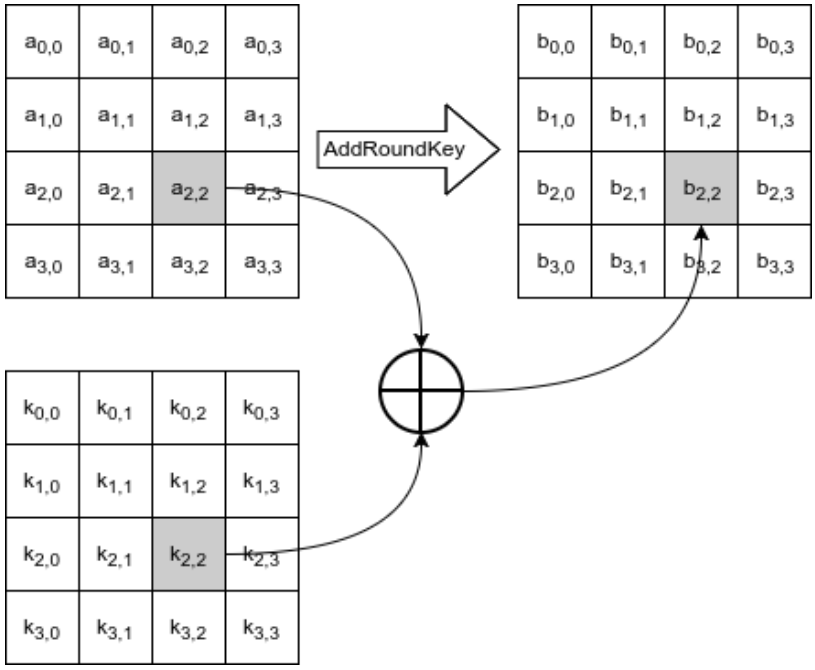


Figura 2.9: Diagrama de la operación *AddRoundKey*.

Esta operación, claro está, es invertible: basta con aplicar la misma operación con la misma llave para revertir el efecto.

2.2.6. Fast Data Encipherment Algorithm (FEAL)

Es una familia de algoritmos que ha tenido una participación crítica en el desarrollo y refinamiento de varias técnicas del criptoanálisis, tales como el criptoanálisis lineal y diferencial. Fast Data Encipherment Algorithm (FEAL)-N mapea bloques de texto en claro de 64 bits a bloques de 64 bits de texto cifrado mediante una llave secreta de 64 bits. Es un cifrado Feistel de $n-$rondas parecido a DES, pero con una función f más simple.

FEAL fue diseñado para ser veloz y simple, especialmente para microprocesadores de 8 bits: usa operaciones orientadas a bytes, evita el uso de permutaciones de bit y tablas de consulta. La versión inicial de cuatro rondas (FEAL-4), propuesto como una alternativa rápida a DES, fue encontrado mucho más inseguro de lo planeado; por lo que se propuso realizar más rondas (FEAL-16 y FEAL-32) para compensar y ofrecer un nivel de seguridad parecido a DES; sin embargo, el rendimiento se ve fuertemente afectado mientras el número de rondas aumenta; y, mientras DES puede mejorar su velocidad con tablas de consulta, resulta más complicado para FEAL.

entrada: 64 bits de texto en claro $M = m_1 \dots m_{64}$;
llave de 64 bits $K = k_1 \dots k_{64}$.

salida: bloque de texto cifrado de 64 bits $C = c_1 \dots c_{64}$.
inicio
Calcular 16 subllaves de 16 bits para K.
Definir $M_L = m_1 \dots m_{32}; M_R = m_{33} \dots m_{64}$.
$(L_0, R_0) \leftarrow (M_L, M_R) \oplus ((K_8, K_9), (K_{10}, K_{11}))$
$R_0 \leftarrow R_0 \oplus L_0$.
para_todo i desde 1 hasta 8:
$L_i \leftarrow R_{i-1}$
$R_i \leftarrow L_{i-1} \oplus f(R_{i-1}, K_{i-1})$
fin
$L_8 \leftarrow L_8 \oplus R_8$
$(R_8, L_8) \leftarrow (R_8, L_8) \oplus ((K_{12}, K_{13}), (K_{14}, K_{15}))$
$C \leftarrow (R_8, L_8)$.
fin

Pseudocódigo 2.5: FEAL-8, cifrado.

Para descifrar se utiliza el mismo algoritmo, con la misma llave K y el texto cifrado $C = (R_8, L_8)$ se utiliza como la entrada M; sin embargo, la generación de llaves se hace al revés: las subllaves $((K_{12}, K_{13}), (K_{14}, K_{15}))$ se utilizan para la $\oplus$ inicial, las $((K_8, K_9), (K_{10}, K_{11}))$ para la $\oplus$ final y en las RONDAS se utiliza de la subllave K_7 a la K_0.

FEAL con una llave de 64 bits puede ser generalizado a un número n de rondas RONDAS con n par, aunque se recomienda $n = 2^x$.

2.2.7. International Data Encryption Algorithm (IDEA)

Cifra bloques de 64 bits utilizando una llave de 128 bits. Este cifrado está basado en una generalización de la estructura Feistel y consiste en 8 RONDAS idénticas seguidas por una transformación. Cada ronda r utiliza 6 subllaves $K_i^{(r)}$ $(1 \leq i \leq 6)$ de 16 bits que se encargan de transformar una entrada X de 64 bits en una salida de cuatro bloques de 16-bits, que son utilizados como entrada en la siguiente ronda. La salida de la ronda 8 tiene como entrada la transformación de salida que, al emplear cuatro llaves adicionales $K_i^{(9)}$ $(1 \leq i \leq 4)$, produce los datos cifrados $Y = (Y_1, Y_2, Y_3, Y_4)$.

entrada: 64−bits de datos en claro $M = m_1 \dots m_{64}$;
llave de 128−bits $K = k_1 \dots k_{128}$.
salida: bloque cifrado de 64−bits $Y = (Y_1, Y_2, Y_3, Y_4)$.
inicio
Calcular las subllaves $K_1^{(r)}, \dots, K_6^{(r)}$ para las rondas $1 \leq r \leq 8$ **y** $K_1^{(9)}, \dots, K_4^{(9)}$
para la transformación de **salida**.
$(X_1, X_2, X_3, X_4) \leftarrow (m_1 \dots m_{16}, m_{17} \dots m_{32}, m_{33} \dots m_{48}, m_{49} \dots m_{64})$
donde X_i almacena 16 bits.
para_todo r desde 1 hasta 8:
a) $X_1 \leftarrow X_1 \times K_1^{(r)} \mod 2^{16} + 1$

$X_4 \leftarrow X_4 \times K_4^{(r)} \mod 2^{16}+1$
$X_2 \leftarrow X_2 + K_2^{(r)} \mod 2^{16}$
$X_3 \leftarrow X_3 + K_3^{(r)} \mod 2^{16}$

b) $t_0 \leftarrow K_5^{(r)} \times (X_1 \oplus X_3) \mod 2^{16}+1$
$t_1 \leftarrow K_6^{(r)} \times (t_0 + (X_2 \oplus X_4)) \mod 2^{16}+1$
$t_2 \leftarrow t_0 + t_1 \mod 2^{16}$

c) $X_1 \leftarrow X_1 \oplus t_1$
$X_4 \leftarrow X_4 \oplus t_2$
$a \leftarrow X_2 \oplus t_2$
$X_2 \leftarrow X_3 \oplus t_1$
$X_3 \leftarrow a$

fin

Realizar la transformación de **salida**:
$Y_1 \leftarrow X_1 \times K_1^{(9)} \mod 2^{16}+1$
$Y_4 \leftarrow X_4 \times K_4^{(9)} \mod 2^{16}+1$
$Y_2 \leftarrow X_3 + K_2^{(9)} \mod 2^{16}$
$Y_3 \leftarrow X_2 + K_3^{(9)} \mod 2^{16}$

fin

Pseudocódigo 2.6: IDEA, cifrado.

El descifrado se realiza con el mismo algoritmo de cifrado, pero utilizando como entrada los datos cifrados Y como entrada M. Se usa la misma llave K; aunque las subllaves sufren una modificación al ser generadas, pues se utiliza una tabla y se realizan las operaciones contrarias (inverso de la adición y el inverso del producto).

Descartando los ataques a las llaves débiles, no hay un mejor ataque publicado para el International Data Encryption Algorithm (IDEA) de 8 rondas que el de la búsqueda exhaustiva en el espacio de llave. Por lo que la seguridad está ligada a la creciente debilidad de su tamaño de bloque relativamente pequeño.

2.2.8. Secure And Fast Encryption Routine (SAFER)

El cifrado Secure And Fast Encryption Routine (SAFER) K-64 es un cifrado por bloques de 64 bits iterativo. Consiste en r rondas idénticas seguidas por una transformación. Originalmente se recomendaban 6 rondas seguidas, sin embargo, ahora se utiliza una generación de claves ligeramente modificada y el uso de 8 rondas (máximo 10). Ambas generaciones de llaves expanden la llave de 64 bits en $2r+1$ subllaves, cada una de 64 bits (dos por cada ronda y una más para la transformación de salida).

Este cifrado consiste completamente en operaciones de bytes, por lo que es adecuado para procesadores con tamaños de palabra pequeños, como los chips de tarjetas.

entrada: $r, 6 \leq r \leq 10$; 64−bits de datos en claro $M = m_1 \dots m_{64}$; $K = k_1 \dots k_{64}$.
salida: bloque cifrado de 64−bits $Y = (Y_1, \dots, Y_8)$.

inicio
  Calcular las subllaves $K_1, \ldots, K_{2r+1}$
  $(X_1, X_2, \ldots X_8) \leftarrow (m_1 \ldots m_8, m_9 \ldots m_{16}, \ldots, m_{57} \ldots m_{64})$
  para_todo i desde 1 hasta r:
    a) Para $j = 1, 4, 5, 8 : X_j \leftarrow X_j \oplus K_{2i-1}[j]$
       Para $j = 2, 3, 6, 7 : X_j \leftarrow X_j + K_{2i-1}[j] mod\ 2^8$
    b) Para $j = 1, 4, 5, 8 : X_j \leftarrow S[X_j]$
       Para $j = 2, 3, 6, 7 : X_j \leftarrow S_{inversa} X_j$
    c) Para $j = 1, 4, 5, 8 : X_j \leftarrow X_j + K_{2i}[j] mod\ 2^8$
       Para $j = 2, 3, 6, 7 : X_j \leftarrow X_j \oplus K_{2i}[j]$
    d) Para $j = 1, 3, 5, 7 : (X_j, X_{j+1}) \leftarrow f(X_j, X_{j+1})$.
    e) $(Y_1, Y_2) \leftarrow f(X_1, X_3), (Y_3, Y_4) \leftarrow f(X_5, X_7)$,
       $(Y_5, Y_6) \leftarrow f(X_2, X_4), (Y_7, Y_8) \leftarrow f(X_6, X_8)$.
       Para j desde 1 hasta 8: $X_j \leftarrow Y_j$
    f) $(Y_1, Y_2) \leftarrow f(X_1, X_3), (Y_3, Y_4) \leftarrow f(X_5, X_7)$,
       $(Y_5, Y_6) \leftarrow f(X_2, X_4), (Y_7, Y_8) \leftarrow f(X_6, X_8)$.
       Para j desde 1 hasta 8: $X_j \leftarrow Y_j$.
  fin
  Para $j = 1, 4, 5, 8 : Y_j \leftarrow X_j \oplus K_{2r+1}[j]$.
  Para $j = 2, 3, 6, 7 : Y_j \leftarrow X_j + K_{2r+1}[j]$ mód 2^8.
fin

Pseudocódigo 2.7: SAFER K-64, cifrado.

Para descifrar, se utiliza la misma llave K y las subllaves K_i que fueron utilizadas al cifrar. Cada paso del cifrado se hace en orden inverso, del último al primero; comenzando con una transformación de entrada utilizando la llave K_{2r+1} para deshacer la transformación de salida, se sigue con las RONDAS de descifrado utilizando las llaves de K_{2r} a K_1, invirtiendo los pasos cada ronda.

2.2.9. RC5

Este cifrado por bloques tiene una arquitectura orientada a palabras (ya sea $w = 16, 32, 64$bits) y tiene una descripción muy compacta adecuada tanto para hardware como para software. Tanto la longitud b de la llave y el número de RONDAS r es variable; aunque se recomiendan 12 RONDAS para 32 bits y 16 para cuando se tienen palabras de 64.

entrada: $2w-$bits de datos en claro $M = (A, B)$; r;
    llave $K = K[0] \ldots K[b-1]$
salida: $2w-$bits de datos cifrados C.
inicio
  Calcular $2r+2$ subllaves $K_0, \ldots, K_{2r+1}$
  $A \leftarrow A + K_0$ mód $2^w, B \leftarrow B + K_1$ mód 2^w
  para_todo i desde 1 hasta r:
    $A \leftarrow ((A \oplus B) \hookleftarrow B) + K_{2i}$ mód 2^w
    $B \leftarrow ((B \oplus A) \hookleftarrow A) + K_{2i+1}$ mód 2^w

```
  fin
  Regresar C ← (A, B)
fin
```

Pseudocódigo 2.8: RC5, cifrado.

Para descifrar, RC5 utiliza el siguiente algoritmo.

```
entrada: 2w−bits de datos cifrados C = (A, B); r;
    llave K = K[0]...K[b − 1]
salida: 2w−bits de datos en claro M.
inicio
  Calcular 2r + 2 subllaves K_0, ..., K_{2r+1}
  A ← A + K_0 mód 2^w, B ← B + K_1 mód 2^w
  Para i desde r hasta 1:
    B ← ((B − K_{2i+1} mód 2^w) ↪ A) ⊕ A
    A ← ((A − K_{2i} mód 2^w) ↪ B) ⊕ B
  fin
  Regresar M ← (A − K_0 mód 2^w, B − K_1 mód 2^w)
fin
```

Pseudocódigo 2.9: RC5, descifrado.

2.2.10. Modos de operación

La información que aquí se presenta se puede consultar a mayor detalle en **modos˙de˙operacion** y **menezes**.

Por sí solos, los cifrados por bloques solamente permiten el cifrado y descifrado de bloques de información de tamaño fijo; donde, en la mayoría de los casos, los bloques son de menos de 256 bits, lo cual es equivalente a alrededor de 8 caracteres. Es fácil darse cuenta de que esta restricción no es ningún tema menor: en la gran mayoría de las aplicaciones, la longitud de lo que se quiere ocultar es arbitraria.

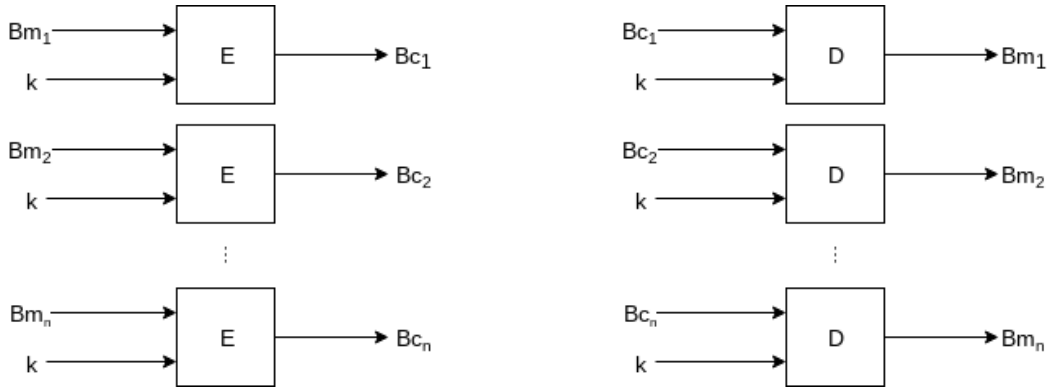
Los MODOS DE OPERACIÓN permiten extender la funcionalidad de los cifrados por bloques para poder aplicarlos a información de tamaño irrestricto: reciben el texto original (de tamaño arbitrario) y lo cifran, ocupando en el proceso un cifrado por bloques.

Un primer enfoque (y quizás el más intuitivo) es partir el mensaje original en bloques del tamaño requerido y después aplicar el algoritmo a cada bloque por separado; en caso de que la longitud del mensaje no sea múltiplo del tamaño de bloque, se puede agregar información extra al último bloque para completar el tamaño requerido. Este es, de hecho, el primero de los modos que se presentan a continuación, el ELECTRONIC CODEBOOK (ECB); su uso no es recomendado, pues es muy inseguro cuando el mensaje original es simétrico a nivel de bloque. También se enlistan otros tres modos, los cuales junto con ECB,

son los más comunes.

2.2.10.1. *Electronic Codebook* (ECB)

La figura 2.10 muestra un diagrama esquemático de este MODO DE OPERACIÓN. El algoritmo recibe a la entrada una llave y un mensaje de longitud arbitraria: la llave se pasa sin ninguna modificación a cada función del cifrado por bloques; el mensaje se debe de partir en bloques ($M = Bm_1||Bm_2||\ldots||Bm_n$).



(a) Cifrado. (b) Descifrado.

Figura 2.10: MODO DE OPERACIÓN ECB.

```
entrada: llave k; bloques de mensaje Bm_1, Bm_2 ... Bm_n.
salida:  bloques de mensaje cifrado Bc_1, Bc_2 ... Bc_n.
inicio
  para_todo Bm
    Bc_i ← E_k(Bm_i)
  fin
  regresar Bc
fin
```

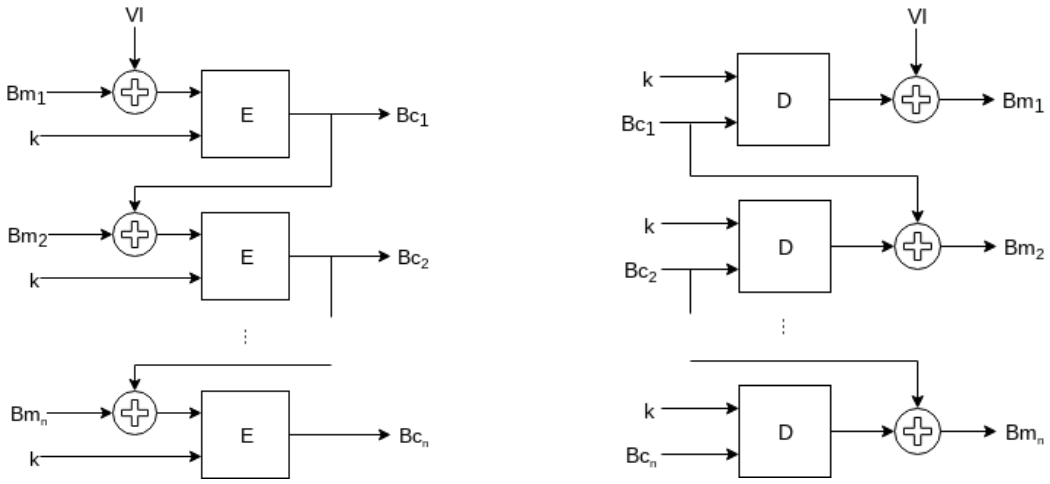
Pseudocódigo 2.10: MODO DE OPERACIÓN ECB, cifrado.

```
entrada: llave k; bloques de mensaje cifrado Bc_1, Bc_2 ... Bc_n.
salida:  bloques de mensaje original B_1, B_2 ... B_n.
inicio
  para_todo Bc
    Bm_i ← D_k(Bc_i)
  fin
  regresar Bm
fin
```

Pseudocódigo 2.11: MODO DE OPERACIÓN ECB, descifrado.

2.2.10.2. *Cipher-block Chaining* (CBC)

En Cipher-block Chaining (CBC) la salida del bloque cifrador uno se introduce (junto con el siguiente bloque del mensaje) en el bloque cifrador dos, y así en sucesivo. Para poder replicar este comportamiento en todos los bloque cifradores, este modo de operación necesita un argumento extra a la entrada: un vector de inicialización. De esta manera la salida del bloque i depende de todos los bloques anteriores; esto incrementa la seguridad con respecto a ECB.



(a) Cifrado. (b) Descifrado.

Figura 2.11: Modo de operación CBC.

En la figura 2.11 se muestran los diagramas esquemáticos para cifrar y descifrar; en los pseudocódigos 2.12 y 2.13 se muestran unos de los posibles algoritmos a seguir. Es importante notar que mientras que el proceso de cifrado debe ser forzosamente secuencial (por la dependencias entre salidas), el proceso de descifrado puede ser ejecutado en paralelo.

```
entrada: llave k; vector de inicialización VI;
         bloques de mensaje Bm_1, Bm_2 ... Bm_n.
salida:  bloques de mensaje cifrado Bc_1, Bc_2 ... Bc_n.
inicio
  Bc_0 ← VI                    // El vector de inicialización
  para_todo Bm                 // entra al primer bloque.
    Bc_i ← E(k, Bm_i ⊕ Bc_{i-1})
  fin
  regresar Bc
fin
```

Pseudocódigo 2.12: Modo de operación CBC, cifrado.

```
entrada: llave k; vector de inicialización VI;
         bloques de mensaje cifrado Bc_1, Bc_2 ... Bc_n.
```

salida: bloques de mensaje original $Bm_1, Bm_2 \dots Bm_n$.
inicio
  $Bc_0 \leftarrow VI$
  para_todo Bc
    $Bm_i \leftarrow D_k(Bc_i) \oplus Bc_{i-1}$
  fin
  regresar Bm
fin

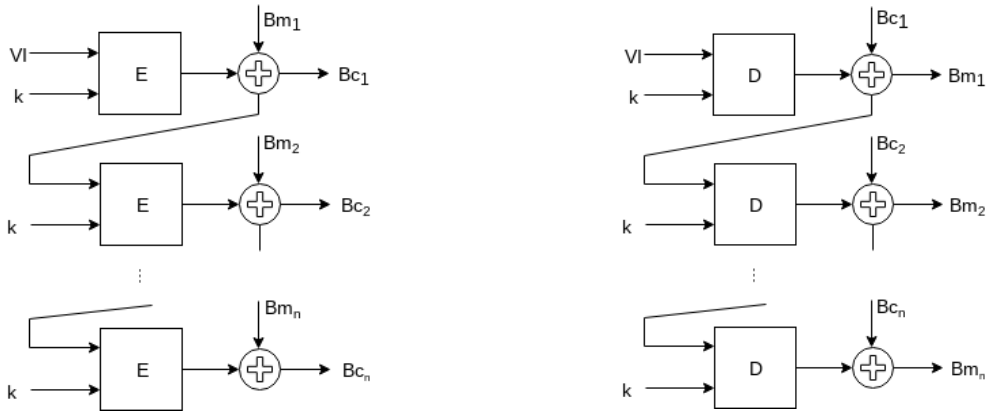
Pseudocódigo 2.13: Modo de operación CBC, descifrado.

2.2.10.3. *Cipher Feedback* (CFB)

Al igual que la operación de cifrado de CBC, ambas operaciones de Cipher Feedback (CFB) (cifrado y descifrado) están encadenadas bloque a bloque, por lo que son de naturaleza secuencial. En este caso, lo que se cifra en el primer paso es el vector de inicialización; la salida de esto se opera con un `xor` sobre el primer bloque de texto en claro, para obtener el primer bloque cifrado (figura 2.12).

Esta distribución presenta varias ventajas con respecto a CBC: las operaciones de cifrado y descifrado son sumamente similares, lo que permite ser implementadas por un solo algoritmo (pseudocódigo 2.14); tanto para cifrar como para descifrar solamente se ocupa la operación de cifrado del algoritmo a bloques subyacente. Estas ventajas se deben principalmente a las propiedades de la operación `xor` (ecuación 2.8).

$$A \oplus B = C \quad \Rightarrow \quad A = B \oplus C \tag{2.8}$$



(a) Cifrado. (b) Descifrado.

Figura 2.12: Modo de operación CFB.

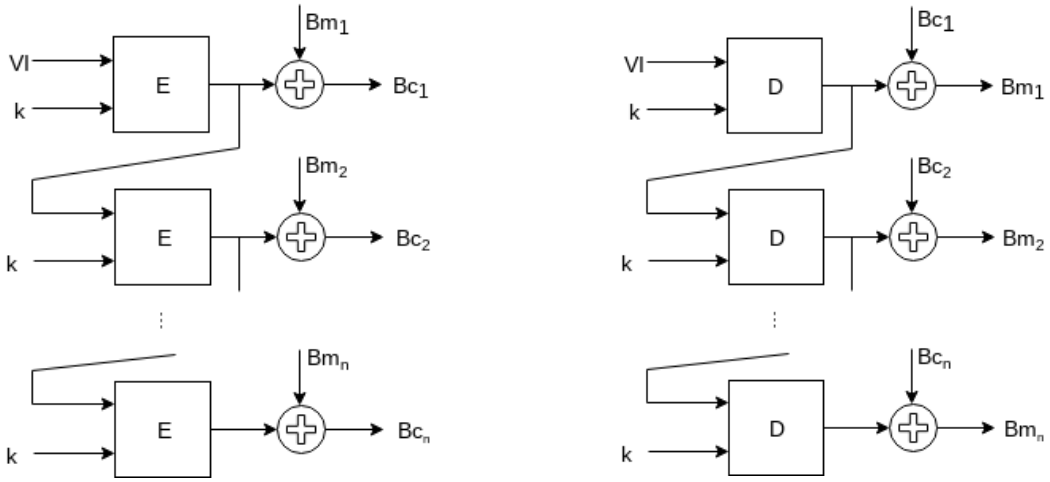
entrada: llave k; vector de inicialización VI;

```
          bloques de mensaje (cifrado o descifrado) Bm_1, Bm_2 ... Bm_n.
salida:   bloques de mensaje (cifrado o descifrado) Bc_1, Bc_2 ... Bc_n.
inicio
  Bc_0 ← VI
  para_todo Bm
    Bc_i ← C_k(Bc_{i-1}) ⊕ Bm_i
  fin
  regresar Bc
fin
```

Pseudocódigo 2.14: Modo de operación CFB(cifrado y descifrado).

2.2.10.4. *Output Feedback* (OFB)

Este modo es muy similar al anterior (CFB), salvo que la retroalimentación va directamente de la salida del cifrador a bloques. De esta forma, nada que tenga que ver con el texto en claro llega al cifrado a bloques; este solamente se la pasa cifrando una y otra vez el vector de inicialización.



(a) Cifrado. (b) Descifrado.

Figura 2.13: Modo de operación Output Feedback (OFB).

```
entrada: llave k; vector de inicialización VI;
          bloques de mensaje (cifrado o descifrado) Bm_1, Bm_2 ... Bm_n.
salida:   bloques de mensaje (cifrado o descifrado) Bc_1, Bc_2 ... Bc_n.
inicio
  auxiliar ← VI
  para_todo Bm
    auxiliar ← E_k(auxiliar)
    Bc_i ← auxiliar ⊕ Bm_i
  fin
```

```
  regresar Bc
fin
```

Pseudocódigo 2.15: Modo de operación OFB(cifrado y descifrado).

2.2.10.5. *Counter Mode* (CTR)

Este opera de manera un tanto distinta con respecto a los anteriores: toma a la entrada un vector de inicialización y en cada iteración lo incrementa y lo cifra. El resultado se obtiene combinando el VI cifrado con el bloque de texto cifrado (mediante una operación `xor`). El proceso de cifrado y descifrado se detallan en el pseudocódigo 2.16.

```
entrada: llave k; vector de inicialización VI;
         bloques de mensaje (cifrado o descifrado) Bm_1, Bm_2 ... Bm_n.
salida:  bloques de mensaje (cifrado o descifrado) Bc_1, Bc_2 ... Bc_n.
inicio
  para_todo Bm
    Bc_i ← E_k((VI + i) mód 2^n) ⊕ Bm_i
  fin
  regresar Bc
fin
```

Pseudocódigo 2.16: Modo de operación Counter Mode (CTR)(cifrado y descifrado).

En términos de eficiencia, el CTR es mejor que CBC, CFB o OFB, ya que sus operaciones (ambas) se pueden hacer en paralelo. La implementación es prácticamente la misma para el cifrado y descifrado (solamente se ocupa el cifrado del algoritmo por bloques subyacente).

2.3. Cifrados de flujo

La información de esta sección (junto con las subsecciones contenidas) puede ser encontrada con mayor detalle en **menezes**, **stallings** y **alan˙konheim**.

A diferencia de los cifrados de bloque, que trabajan sobre grupos enteros de bits a la vez, los cifrados de flujo trabajan sobre bits individuales, cifrándolos uno por uno. Una manera de verlos es como cifrados por bloques con un tamaño de bloque igual a 1.

Un cifrado de flujo aplica transformaciones de acuerdo a un flujo de llave: una secuencia de símbolos pertenecientes al espacio de llaves. El flujo de llave puede ser generado tanto de manera aleatoria, como por un algoritmo pseudoaleatorio que reciba a la entrada, o bien una semilla, o bien una semilla y algunos bits del texto cifrado.

Entre las ventajas de los cifrados de flujo sobre los cifrados de bloque se encuentra el hecho de que son más rápidos en hardware y más útiles cuando el buffer es limitado o se necesita procesar la información al momento de llegada. La propagación de los errores es limitada o nula, por lo que también son más apropiados en casos en los que hay probabilidades altas de errores en la transmisión.

Los cifrados de bloques funcionan sin ninguna clase de memoria (por sí solos); en contraste, la función de cifrado de un cifrado de flujo puede variar mientras se procesa el texto en claro, por lo cuál tienen un mecanismo de memoria asociado. Otra denominación para estos cifrados es *de estado*, por que la salida no depende solamente del texto en claro y de la llave, sino que también depende del estado actual.

2.3.1. Clasificación

Una clasificación común es en *síncronos* y en *autosincronizables*. A continuación se describen a grandes rasgos ambos modelos.

2.3.1.1. Síncronos

Un cifrado de flujo síncrono es aquel en el que el flujo de la llave es generado de manera independiente del texto en claro y del texto cifrado. Se puede definir un modelo general con las siguientes tres ecuaciones.

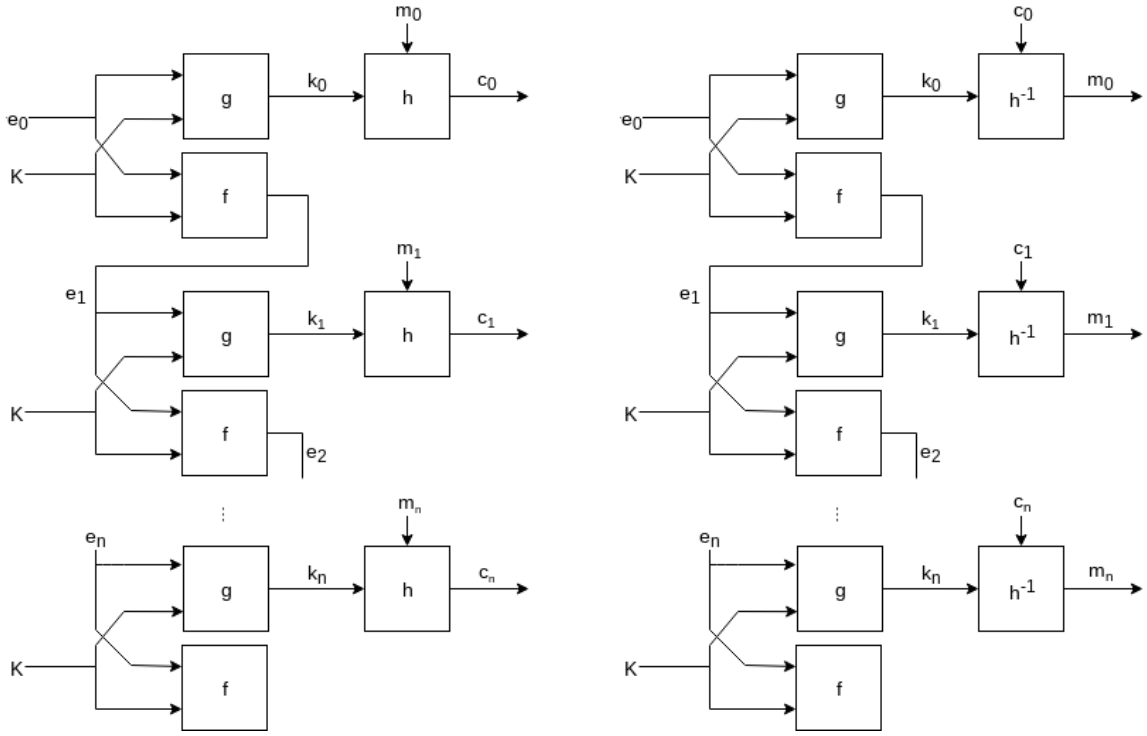
$$e_{i+1} = f(e_i, K) \tag{2.9}$$

$$k_i = g(e_i, K) \tag{2.10}$$

$$c_i = h(k_i, m_i) \tag{2.11}$$

La letra e representa el estado del cifrado, K es la llave, k es la salida del flujo de llave, c es el texto cifrado y m es el texto en claro. La función de la ecuación 2.9 (f) es la que describe el cambio de estado; este se determina a partir del estado actual y de la llave. En la ecuación 2.10 se describe la acción del flujo de llave (g): para determinar el próximo símbolo se emplea solamente el estado actual y la llave. La tercera ecuación (2.11, h) describe la acción de combinar el flujo de la llave con el mensaje, y así obtener el texto cifrado.

En la figura 2.14 se describe de manera gráfica las operaciones de cifrado y descifrado; estas guardan muchas similitudes con el modo de operación OFB (sección 2.2.10.4), con la única excepción de que este trabaja con bloques del tamaño del cifrado subyacente. En otras palabras, si se definiera el tamaño del bloque (y en consecuencia el tamaño del VECTOR DE INICIALIZACIÓN) como 1, entonces OFB sería un cifrado de flujo síncrono.



(a) Cifrado. (b) Descifrado.

Figura 2.14: Esquema general de un cifrado de flujo síncrono.

El nombre de esta categoría proviene del hecho de que ambos entes del proceso comunicativo (emisor y receptor) deben encontrarse sincronizados (usar la misma llave y encontrarse en la misma posición) para que la comunicación tenga éxito: si se insertan dígitos extras al mensaje cifrado, la sincronización se pierde. Los cifrados de flujo síncronos no tienen propagación de error: aunque ciertos bits sean modificados (pero no borrados) durante su transmisión, el resto del mensaje sigue siendo descifrable.

2.3.1.2. Autosincronizables

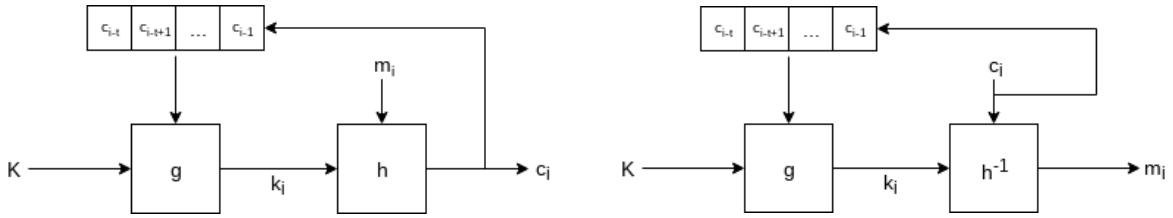
En esta clasificación se engloban a aquellos cifrados cuyo flujo de llave es resultado de la propia llave original y de cierto número previo de dígitos cifrados. Las ecuaciones que describen su comportamiento son las siguientes.

$$e_{i+1} = (c_{i-t}, c_{i-t+1}, \ldots, c_{i-1}) \tag{2.12}$$

$$k_i = g(e_i, K) \tag{2.13}$$

$$c_i = h(k_i, m_i) \tag{2.14}$$

La notación es la misma que en las ecuaciones 2.9, 2.10 y 2.11. En este caso, el próximo estado depende de t (el tamaño de la ventana) dígitos cifrados anteriormente. En la figura 2.15 se describe de manera gráfica el proceso de cifrado y descifrado.



(a) Cifrado. (b) Descifrado.

Figura 2.15: Esquema general de un cifrado de flujo autosincronizable.

En una antítesis de la categoría anterior, el nombre de esta indica que no es necesario que el emisor y el receptor estén sincronizados: si se llegan a perder bits en la transmisión, el esquema es capaz de autosincronizarse, pues el flujo de la llave depende de cierto número de bits anteriores. A esta categoría también se le conoce como «asíncrona».

La propagación de los errores depende del tamaño de ventana (el número t de bits previos utilizados para calcular la próxima llave), si se modifica un bit, entonces los próximos t serán incorrectos.

2.3.2. RC4

RC4 es un cifrado de flujo diseñado por Ron L. Rivest en 1987 para la empresa RSA. Es usado en varios protocolos de seguridad comunes: Secure Sockets Layer (SSL)/Transport Layer Security (TLS), Wired Equivalent Privacy (WEP) y WiFi Protected Access (WPA); los dos últimos son parte del estándar Institute of Electrical and Electronic Engineers (IEEE) 802.11 para comunicaciones Local Area Network (LAN) inalámbricas. RC4 se mantenía como secreto de compañía

hasta que, en septiembre de 1994, fue filtrado de forma anónima en Internet.

En el pseudocódigo 2.17 se describe el proceso de cifrado del algoritmo. S es un vector de estado; T es un vector temporal.

```
entrada: llave k; mensaje original m_1,m_2...m_n.
salida:  mensaje cifrado c_1,c_2...c_n.
inicio
  /* Inicialización */
  para_todo i entre 0 y 255:
    S[i] ← i
    T[i] ← K[i  mód  longitud_de_llave]
  fin

  /* Permutación inicial */
  j ← 0
  para_todo i entre 0 y 255:
    j = (j + S[i] + T[i])  mód  256
    intercambiar(S[i], S[j])
  fin

  /* Proceso de cifrado */
  i, j ← 0
  para_todo m:
    i ← (i + 1)  mód  256
    j ← (j + S[i])  mód  256
    intercambiar(S[i], S[j])
    k ← S[(S[i] + S[j])  mód  256]
    c ← m ⊕ k
  fin
  regresar c
fin
```

Pseudocódigo 2.17: Proceso de cifrado de RC4.

Se han hecho varias publicaciones que analizan métodos para atacar RC4, ninguna de las cuales presenta algo práctico cuando se utiliza una llave mayor a 128 bits. Sin embargo, en **ataque˙wep** se reporta un problema más serio sobre la implementación que se hace de RC4 en el protocolo WEP; este problema en particular no ha demostrado afectar a otras aplicaciones que usan RC4.

2.3.3. El proyecto eSTREAM

La información aquí expuesta puede ser consultada a mayor detalle en **resultados˙estream˙1**, **resultados˙estream˙2** y **estream˙portafolio**.

Perfil 1	**Perfil 2**
HC-128 Rabbit Salsa20/12 Sosemanuk	Grain v1 MICKEY v2 Trivium

Tabla 2.1: Finalistas del proyecto eSTREAM

El proyecto eSTREAM fue un esfuerzo de la comunidad European Network of Excellence in Cryptology (ECRYPT) para promover el diseño de cifrados de flujo eficientes y compactos. Como resultado, se publicó un portafolio en abril de 2008, el cual ha estado bajo continuas actualizaciones desde entonces; actualmente cuenta con siete algoritmos (tabla 2.1).

El portafolio se divide en dos perfiles: el primero contiene algoritmos adecuados para aplicaciones de software con requerimientos de rapidez de procesamiento muy altos; el segundo se enfoca en aplicaciones de hardware con pocos recursos disponibles.

El proyecto se inició después de que Adi Shamir se preguntara si realmente había necesidad de los cifrados de flujo, en una conferencia de RSA en 2004. El principal argumento a favor fue que, para la gran mayoría de los casos, el uso de AES (sección 2.2.5) con una configuración de flujo es una solución adecuada. Este último punto de vista iba generalmente acompañado de la creencia de que era imposible diseñar cifrados de flujo seguros (un proyecto anterior similar, New European Schemes for Signatures, Integrity and Encryption (NESSIE), terminó sin resultados después de todos los criptoanálisis hechos). Por otra parte, como argumentos en contra, Shamir identificó dos áreas en las que los cifrados de flujo ofrecen ventajas respecto a los cifrados por bloques:

1. Cuando se requieren tiempos de procesamiento excepcionalmente rápidos (perfil 1).
2. Cuando los recursos disponibles son muy pocos (perfil 2).

Las palabras de Shamir fueron ampliamente difundidas, y más tarde en ese mismo año, ECRYPT lanzó el proyecto eSTREAM, cuyo principal objetivo fue ampliar el conocimiento sobre el análisis y el diseño de cifrados de flujo. Después de un periodo de estudio, se lanzó una convocatoria que generó un interés considerable: antes del 29 de abril de 2005 (la fecha límite) se recibieron 34 propuestas; algunas de las cuales intentaban cumplir con los dos perfiles a la vez (lamentablemente no sobrevivieron mucho tiempo).

2.4. Funciones hash

La información presentada a continuación puede consultarse con más profundidad en las siguientes referencias **hash˙hussein**, **menezes**, **DBLP:series/isc/DelfsK07**, **hash˙gupta**.

Se refiere al conjunto de funciones computacionalmente eficientes que mapean cadenas binarias de una longitud arbitraria a cadenas binarias de una longitud fija, llamadas valores hash.

Matemáticamente, una función hash es una función

$$\begin{aligned} h : \{0,1\}^* &\longrightarrow \{0,1\}^n \\ m &\longmapsto h(m) \end{aligned} \tag{2.15}$$

La longitud de n suele ser entre 128 y 512 bits. Las funciones hash h tienen las siguientes propiedades:

1. Compresión: h mapea una entrada x (cuya longitud finita es arbitraria) a una salida $h(x)$ de longitud fija n.

2. Facilidad de cómputo: dada x y h, $h(x)$ es calculada ya sea sin necesitar mucho espacio, tiempo de cómputo, o requiere pocas operaciones, etcétera.

De manera general, las funciones hash se pueden dividir en dos categorías: las que no utilizan llave y su único parámetro es la entrada x, y las que necesitan una llave secreta k y la entrada x.

Sea una función hash sin llave h con entradas x, x' y salidas y y y', respectivamente. A continuación se listan algunas de las propiedades que puede tener:

1. Resistencia de PREIMAGEN: no es computacionalmente factible para una salida específica y encontrar una entrada x' que dé como resultado el mismo valor hash $h(x') = y$ si no se conoce x. Esta propiedad también es llamada *de un sentido*.

2. Resistencia de segunda PREIMAGEN: no es computacionalmente factible encontrar una segunda entrada x' que tenga la misma salida que una entrada específica x: $x \neq x'$ tal que $h(x) = h(x')$. Esta propiedad también es conocida como *de débil resistencia a colisiones*.

3. Resistencia a las colisiones: no es computacionalmente factible encontrar dos entradas distintas x, x' que lleven al mismo valor hash, o sea, $h(x) = h(x')$. A diferencia de la anterior, la selección de ambas entradas no está restringida. Esta propiedad también es conocida como *de gran resistencia a colisiones*.

Una función hash h que cumple con las propiedades de resistencia de PREIMAGEN y resistencia de segunda PREIMAGEN es conocida como una función hash de un solo sentido o ONE-WAY HASH FUNCTION (OWHF). Las que cumplen con la resistencia de segunda PREIMAGEN y resistencia a las colisiones son conocidas como funciones hash resistentes a colisiones o COLLISION-RESISTANT HASH FUNCTION (CRHF). Aunque casi siempre las funciones CRHF cumplen con la resistencia de PREIMAGEN, no es obligatorio que lo hagan.

Algunos ejemplos de las funciones OWHF son el SECURE HASH ALGORITHM (SHA)-1 y el MESSAGE DIGEST-5 (MD5). En los esquemas de firma electrónica, se obtiene el valor hash del mensaje ($h(m)$) y se pone en el lugar de la firma. Los valores hash también son utilizados para revisar la integridad de las llaves públicas y, al utilizarse con una llave secreta, las funciones criptográficas hash se convierten en códigos de autenticación de mensaje (MESSAGE AUTHENTICATION CODE (MAC), por sus siglas en inglés), una de las herramientas más utilizadas en protocolos como SSL e IPSec para revisar la integridad de un mensaje y autenticar al remitente.

Una de las aplicaciones más conocidas de las funciones hash es la de cifrar las contraseñas: en un sistema, en vez de almacenar la contraseña *clave*, se guarda su valor hash $h(clave)$. Así, cuando un usuario ingresa su contraseña, el sistema calcula su valor hash y lo compara con el que se tiene guardado. Realizar esto ayuda a evitar que las contraseñas sean conocidas para los usuarios con privilegios, como pueden ser los administradores.

2.4.1. Integridad de datos

Las funciones criptográficas hash también son conocidas como funciones *procesadoras de mensajes* y el valor hash $h(m)$ de un mensaje m dado es llamado *huella* de m; ya que es una representación compacta de m y, dada la resistencia a la segunda PREIMAGEN, la huella es prácticamente única. Si el mensaje fuese modificado, el valor hash sería distinto; por lo que si se tienen almacenados los valores hash, basta con calcular su valor $h(m)$ y compararlo con el que se tiene guardado para detectar modificaciones. Por esta razón, las funciones hash también son llamadas códigos de detección de modificaciones (como el MODIFICATION DETECTION CODE-2 (MDC-2)).

2.4.2. Firmas

Sea (n, e) la llave pública RSA y d el exponente decodificador secreto de Alice. En el esquema básico de firma RSA, Alice puede firmar mensajes que estén codificados por números $m \in \{0, \ldots, n-1\}$. Para firmar m, aplica el algoritmo de descifrado y obtiene la firma $\sigma = m^d \ mod \ n$ de m. Normalmente, n es un número de 1024 bits y Alice puede firmar una cadena de bits m tal que, cuando es interpretada como número, sea menor que n. Esto es una cadena de, máximo, 128 caracteres AMERICAN STANDARD CODE FOR INFORMATION INTERCHANGE (ASCII): la mayoría de los documentos que se desean firmar suelen ser

mucho más grandes. Este problema existe en todos los esquemas de firma digital y usualmente es resuelto al aplicar una función hash resistente a colisiones h. De esta forma, primero se obtiene el valor hash del mensaje $h(m)$ y esto es lo que se firma en lugar del mensaje mismo (m):

$$\sigma = h(m)^d \quad mod \quad n \tag{2.16}$$

Los mensajes que tengan el mismo valor hash tienen la misma firma. En este caso, es primordial que la función hash h sea resistente a colisiones para garantizar el no repudio. De otra manera, Alice podría firmar el mensaje m y después decir que había firmado un mensaje distinto (n). La resistencia a segundas preimágenes previene que un atacante Eve tome un mensaje m firmado por Alice, genere un mensaje nuevo n y utilice σ como una firma válida de Alice para n.

2.4.3. Message Digest-4 (MD4)

En la década de 1990 esta función hash fue diseñada por Ronald Rivest. Tiene entradas de longitud arbitraria y la longitud de la salida procesada es de 128 bits. El Message Digest-4 (MD4) fue innovador y clave en el diseño para los algoritmos venideros de esta clase (como el MD5).

2.4.4. RIPEMD

Esta función hash, publicada en 1996, está basada en MD4 y fue diseñada por Hans Dobbertin y otros. Consiste en dos formas equivalentes de la función de compresión de MD4. El algoritmo original (RIPEMD-160) devuelve bloques *procesados* de 160 bits; cuando en 1996 Hans descubrió una colisión en dos rondas, se desarrollaron nuevas versiones mejoradas: RIPEMD-128, RIPE-256, RIPE-320; las cuales dan bloques procesados de 128, 256 y 320 bits respectivamente.

2.4.5. *Secure Hash Algorithm (SHA)*

El algoritmo SHA fue publicado por NIST y National Security Agency (NSA) en 1993; este algoritmo produce bloques de 160 bits y fue desarrollado para reemplazar al MD4; sin embargo, poco después de haber sido publicado tuvo que ser quitado por problemas de seguridad. Actualmente, SHA es conocido como SHA-0.

En 1995, SHA-0 fue reemplazado por SHA-1; tiene una salida de la misma longitud que su predecesor y es una de las funciones hash más populares. Hay que destacar que la seguridad que brinda esta función es limitada, pues tiene el mismo nivel que un cifrado por bloques de 80 bits.

En 2002 NIST publicó tres funciones hash más: SHA-256, SHA-384 y SHA-512; esta familia de

funciones hash es conocida como SHA-2 y fue desarrollada para cubrir la necesidad de una llave más grande para poder empatar su tamaño con AES. Dos años más tarde, una nueva función hash fue agregada a la familia SHA-2: SHA-224.

Finalmente, en 2008, NIST inició un concurso para buscar al SHA-3 y en 2012 anunció al ganador: Keccak, una función hash desarrollada por Guido Bertoni, Joan Daemen, Michael Peeters y Gilles Van Assche. Esta función tiene una construcción completamente distinta a las familias anteriores.

2.5. Códigos de Autenticación de Mensaje (MAC)

La información presentada a continuación puede consultarse con más profundidad en las siguientes referencias **DBLP:series/isc/DelfsK07**, **menezes**, **mac˙patel**.

Las funciones hash con llave cuyo propósito específico es la AUTENTICACIÓN DE ORIGEN y garantizar la INTEGRIDAD DE DATOS del mensaje son llamadas MAC. Estas funciones tienen como entrada una llave secreta k y un mensaje de longitud arbitraria y dan como resultado un mensaje de longitud n.

$$h_k : \{0,1\}^* \longrightarrow \{0,1\}^n \tag{2.17}$$

Las funciones MAC son la técnica simétrica estándar utilizada tanto para la autenticación como para la protección de la integridad de los mensajes. Dependen de unas llaves secretas que son compartidas entre las partes que se van a comunicar; cada una de las partes puede producir el MAC correspondiente para un mensaje dado. Como se explica a continuación, los MAC pueden ser obtenidos mediante cifradores de bloque, cifradores de flujo o de funciones hash criptográficas.

El algoritmo MAC más usado basado en un cifrador de bloque utiliza el modo de operación CBC (véase sección 2.2.10.2). Cuando DES es utilizado como el cifrado de bloque E, el tamaño de bloque es de 64 bits y la llave MAC es de 56 bits.

Otra manera de construir MAC es mediante un algoritmo de MESSAGE DIGEST CIPHER (MDC) que incluya una llave secreta k como parte de la entrada. Un ejemplo de esto es el algoritmo MD5-MAC; donde la función de compresión depende de la llave secreta k, que interviene en todas las iteraciones.

El algoritmo MESSAGE AUTHENTICATOR ALGORITHM (MAA) fue diseñado en 1938 específicamente para obtener MAC en máquinas de 32 bits. El tiempo de ejecución es directamente proporcional a la longitud del mensaje y alrededor de cuatro veces más largo que el MD4

Capítulo 3

Análisis y diseño

3.1. Generación de *tokens*

3.1.1. Requerimientos

En **pci˙tokens**, el Payment Card Industry (PCI) Security Standard Council (SSC) divide a los tokens en reversibles e irreversibles. A su vez, los reversibles se dividen en criptográficos y en no criptográficos; mientras que los irreversibles se dividen en autenticables y no autenticables (figura 3.1).

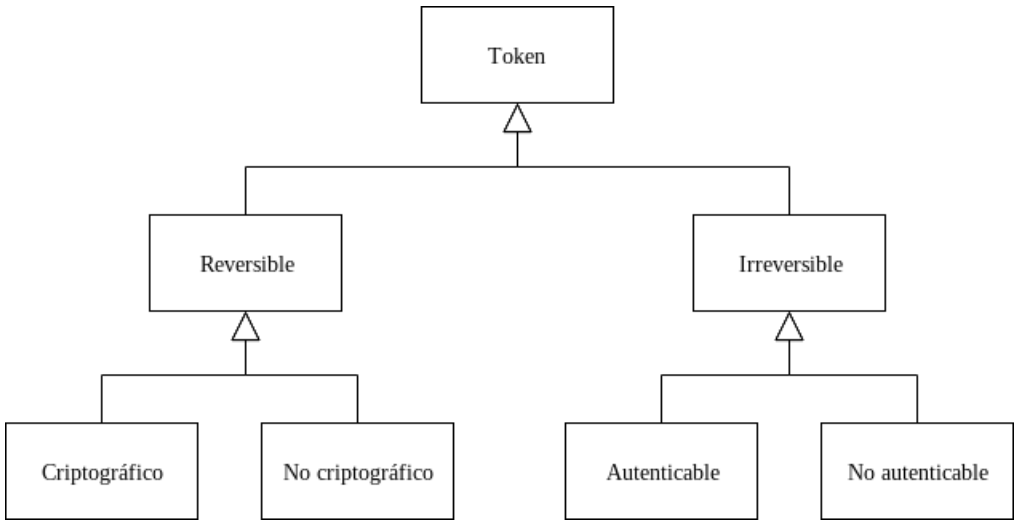


Figura 3.1: Clasificación de los tokens.

Los tokens irreversibles no pueden, bajo ninguna circunstancia, ser reconvertidos al Personal Account Number (PAN) original. Esta restricción aplica tanto para cualquier entidad en el entorno del negocio (comerciante, proveedor de tokens, banco) como para cualquier posible atacante. Dados un PAN y un token, los identificables permiten validar cuando el primero fue utilizado para la creación del segundo, mientras que los no identificables, no.

La clasificación del PCI SSC con respecto a los reversibles resulta un poco confusa (esto ya ha sido señalado antes, **doc˙sandra**). Establece que los criptográficos son generados utilizando criptografía fuerte, el PAN nunca se almacena, solamente se guarda una llave; los no criptográficos guardan la relación entre tokens y PAN en una base de datos. El problema está en que no se menciona *cómo* generar los no criptográficos. A pesar del nombre, los métodos más comunes para esta categoría ocupan primitivas criptográficas (e. g. generadores pseudoaleatorios); además de que, en una implementación real, para poder cumplir con el PCI Data Security Standard (DSS), la propia base de datos debe de estar cifrada **pci˙dss**.

PCI DSS define cuatro *dominios* de seguridad para el proceso de tokenización:

1. **Generación de tokens.** Para cada clase tokenizadora, este dominio se encarga de definir consideraciones para generación segura de TOKENS. Cubre los dispositivos, procesos, mecanismos y algoritmos que son utilizados para crear los TOKENS.

2. **Mapeo de tokens.** Este dominio, que se refiere al mapeo de los TOKENS con su PAN origen, aplica solamente a los procesos de tokenización reversibles. Entre otras cosas, provee guías respecto a control de acceso necesarios para las peticiones de tokenización.

3. **Bóveda de datos de tarjeta.** Como el dominio pasado, solo aplica a las implementaciones de tokenización reversibles. Cubre el cifrado obligado del PAN y los controles de acceso necesarios para entrar a la CARD DATA VAULT (CDV).

4. **Manejo criptográfico de llaves.** Define las buenas prácticas para el manejo criptográfico de las llaves y las operaciones realizadas con ellas por el producto tokenizador.

En esta sección se explica cada una de las categorías y se analizan los requerimientos que deben tener. Para comenzar, se enlistan los requerimientos aplicables a todos los TOKENS, sin importar su categoría:

REQPCI-01 Validación de productos de hardware.
Si se usa un producto de hardware para la tokenización, este debe de ser validado por FIPS 140-2 nivel 3 o superior (descrito en **nist˙modulos˙criptograficos**).

REQPCI-02 Validación de productos de software.
Si se usa un producto de software para la tokenización, este debe de ser validado por FIPS 140-2 nivel 2 o superior (descrito en **nist˙modulos˙criptograficos**).

REQPCI-03 Resistencia a texto claro conocido.
Un atacante con acceso a múltiples pares de TOKENS y PAN no debe de ser capaz de determinar otros PAN a partir de solamente TOKENS. En otras palabras, los TOKENS deben ser resistentes a ataques con texto en claro conocido (sección 2.1.2).

REQPCI-04 Resistencia a sólo texto cifrado.
Recuperar un PAN a partir de un TOKEN debe de ser COMPUTACIONALMENTE NO FACTIBLE (resistencia a ataques con sólo texto cifrado, sección 2.1.2).

REQPCI-05 Detección de anomalías.
Se deben de implementar disparadores que permitan detectar irregularidades en el sistema (anomalías, funcionamientos erróneos, comportamientos sospechosos). El producto debe registrar dichos eventos y avisar al personal correspondiente.

REQPCI-06 Distinción entre tokens y PAN.
Se debe contar con un mecanismo para distinguir entre TOKENS y PAN. Los proveedores del servicio

de tokenización deben compartir este mecanismo con la entidad (o entidades) que usa los TOKENS.

REQPCI-07 Guía de instalación.

Se debe de contar con una guía de instalación y uso para el correcto funcionamiento del producto de tokenización.

REQPCI-08 Integridad del proceso de tokenización.

Deben de implementarse mecanismos que garanticen la integridad del proceso de generación de TOKENS.

REQPCI-09 Acceso al proceso de tokenización.

Solo los usuarios autenticados y componentes del sistema tienen permitido acceder al proceso de tokenización y de-tokenización. Los métodos utilizados deben ser al menos tan rigurosos como lo indicado en el requerimiento 8 del PCI DSS **pci˙dss**.

SUBREQPCI-09/1 Control de peticiones.

Todas las peticiones deben pasar a través de una APPLICATION PROGRAM INTERFACE (API) que controle todos los intentos de acceso y aplique de manera uniforma reglas de control de acceso.

SUBREQPCI-09/2 Registros de acceso.

Se deben registrar todos los eventos de acceso, de tokenización y de detokenización. Esta funcionalidad debe ser configurable de manera segura. Para esto se debe seguir el requerimiento 4 del PAYMENT APPLICATION (PA)-DSS **dss˙pa**.

SUBREQPCI-09/3 Autenticación multifactor.

El sistema debe soportar AUTENTICACIÓN MULTIFACTOR para todos los tipos de usuario: accesos administrativos, operaciones de tokenización y detokenización, mantenimiento, etcétera.

SUBREQPCI-09/4 Accesos a nivel de sistema.

Todos los accesos a nivel de sistema deben soportar AUTENTICACIÓN MUTUA, incluyendo a las peticiones de tokenización y detokenización.

SUBREQPCI-09/5 Accesos administrativos.

Se debe utilizar CRIPTOGRAFÍA FUERTE para todos los accesos administrativos que no se hagan desde consola.

REQPCI-10 Mapeos de token a token prohibidos.

No se debe poder pasar de un primer TOKEN válido a un segundo, también válido; forzosamente debe existir un estado intermedio: del primer TOKEN se pasa al PAN correspondiente (operación de detokenización) y de este se pasa al segundo TOKEN.

REQPCI-11 Protección contra vulnerabilidades comunes.

Se deben implementar medidas en contra de las vulnerabilidades de seguridad más comunes (**dss˙pa**, requerimiento 5.2). Algunas de estas medidas pueden ser el uso de herramientas de análisis de código estático, o el uso de lenguajes de programación especializados.

REQPCI-12 Primitivas criptográficas usadas.

Las primitivas criptográficas que se usen deben estar basadas en estándares nacionales (referentes a Estados Unidos) o internacionales (e. g. AES). Ver sección 3.1.1.4.

REQPCI-13 Sobre el manejo adecuado de llaves.

En donde se usen llaves para la generación y protección de TOKEN, se deben seguir buenas prácticas criptográficas para la administración de estas. En particular, se deben cumplir con las recomendaciones del NIST en **nist˙llaves** y **nist˙disenio˙llaves**.

SUBREQPCI-13/1 Sobre el ciclo de vida.

La llave tokenizadora debe seguir la política de los ciclos de llaves descritos en el ISO/IEC 115681 (ver sección 3.1.2.1).

SUBREQPCI-13/2 Descripción del periodo criptográfico activo.

La política sobre el tiempo de vida de la llave debe incluir una descripción sobre el periodo criptográfico activo de la llave tokenizadora en cuestión.

SUBREQPCI-13/3 Sobre la destrucción de las llaves.

El proveedor debe incorporar una función que permita la destrucción de sus llaves criptográficas sin tener que alterar o abrir el dispositivo.

SUBREQPCI-13/4 Exportar llave en claro prohibido.

Las llaves usadas para generar TOKENS no se deben poder exportar en claro desde el programa.

SUBREQPCI-13/5 Entropía de generación de llaves.

La fuente generadora de llaves debe tener, al menos, 128 bits de ENTROPÍA.

SUBREQPCI-13/6 Llaves de uso único.

Las llaves criptográficas usadas para generar TOKENS no deben ser usadas para ningún otro fin.

3.1.1.1. Irreversibles

REQPCI-14 Sobre la generación de tokens (irreversibles).

El mecanismo utilizado para la generación de los TOKENS no es reversible (o improbable).

SUBREQPCI-14/1 Sobre el mecanismo generador (irreversibles).

El proceso para crear TOKENS clasificado como irreversible debe asegurar que el mecanismo, proceso o algoritmo utilizado para crear el TOKEN no sea reversible. Si una función hash (véase sección 2.4) es utilizada, esta debe ser una PRIMITIVA CRIPTOGRÁFICA y utilizar una llave secreta k tal que el mero conocimiento de la función hash no permita la creación de un ORÁCULO.

SUBREQPCI-14/2 Contenido en claro (irreversibles).

Los TOKENS irreversibles no deben contener dígitos en claro del PAN original, excepto que estos dígitos sean una coincidencia.

SUBREQPCI-14/3 Creación de un diccionario (irreversibles).

La creación de una tabla o *diccionario* de TOKENS estáticos debería ser imposible, o, al menos, al punto de satisfacer que la probabilidad de predecir correctamente el PAN sea menor que $\frac{1}{10^6}$.

SUBREQPCI-14/4 Sobre el proceso de autenticación (irreversibles).

En el caso de los TOKENS autenticables, el proceso de autenticación no debe revelar información suficiente para realizar búsquedas, excepto una exhaustiva (PAN por PAN) y se deben implementar controles para detectar estas últimas.

3.1.1.2. Criptográficos reversibles

REQPCI-15 Probabilidad de adivinar relaciones (criptográficos).

La probabilidad de adivinar la relación entre un TOKEN y un PAN debe de ser menor que 1 en 10^6.

SUBREQPCI-15/1 Distribución uniforme (criptográficos).

Para un PAN dado, todos los TOKENS deben ser equiprobables; esto es, el mecanismo tokenizador no debe exhibir tendencias probabilísticas que lo expongan a ataques estadísticos.

SUBREQPCI-15/2 Permutación aleatoria (criptográficos).

El método de tokenización debe actuar como una familia de PERMUTACIONES aleatoria desde el espacio de PAN al espacio de TOKENS.

SUBREQPCI-15/3 Cambio de llave (criptográficos).

Un cambio en la llave se debe ver reflejado en un cambio en el TOKEN resultado.

SUBREQPCI-15/4 Cambio de PAN (criptográficos).

Un cambio en el PAN se debe ver reflejado en un cambio en el TOKEN resultado.

SUBREQPCI-15/5 Verificación de la aleatoriedad (criptográficos).

Se debe tener un medio para verificar de forma práctica la aleatorización de dígitos, de acuerdo a lo establecido en NIST 800-90A **nist˙aleatorios**.

REQPCI-16 Almacenamiento de tokens (criptográficos).
Los TOKENS generados no se deben almacenar en ningún punto del sistema.

El requerimiento anterior (REQPCI-16 ALMACENAMIENTO DE TOKENS (CRIPTOGRÁFICOS), RC1C en **pci˙tokens**) es un tanto difícil de interpretar; la versión original establece: *los* TOKENS *basados en el* PAN *completo no se deben almacenar si el producto tokenizador también almacena su* PAN *truncado correspondiente*. Es un requerimiento de los criptográficos reversibles, por lo que el TOKEN no se debería almacenar bajo ninguna circunstancia (según la propia clasificación del PCI SSC); la redacción del requerimiento se cambió para reflejar este hecho.

REQPCI-17 Seguridad de la administración de llaves (criptográficos).
Todas la operaciones sobre la administración de las llaves criptográficas deben realizarse en un dispositivo criptográfico seguro y aprobado: el PCI SSC se encarga de hacer validaciones; también puede ser cualquier dispositivo validado por FIPS 140-2 nivel 3 o superior **nist˙modulos˙criptograficos** o por la INTERNATIONAL ORGANIZATION FOR STANDARIDIZATION (ISO) 13491-1.

REQPCI-18 Sobre la longitud de las llaves (criptográficos).
Las llaves para *tokenizar* deben tener una FUERZA EFECTIVA de, al menos, 128 bits. Cualquier llave utilizada para proteger o para derivar la llave del TOKEN debe de ser de igual o mayor FUERZA EFECTIVA.

REQPCI-19 Independencia estadística (criptográficos).
Si el espacio de llaves es usado para producir TOKENS es dos contextos distintos (e. g. para distintos comerciantes), estas deben ser ESTADÍSTICAMENTE INDEPENDIENTES.

3.1.1.3. No criptográficos reversibles

REQPCI-20 Generación y almacenamiento de tokens (no criptográficos).
La generación de un TOKEN debe realizarse independientemente de su PAN, y la relación entre un PAN y su TOKEN sólo tiene que estar almacenada en la base de datos (CDV) establecida.

REQPCI-21 Probabilidad de encontrar un PAN (no criptográficos).
La probabilidad de encontrar un PAN a partir de su respectivo TOKEN debe de ser menor que 1 en 10^6.

SUBREQPCI-21/1 Distribución equiprobable (no criptográficos).
Para un PAN dado, todos sus TOKENS respectivos deben ser EQUIPROBABLES, esto es que el siste-

ma *tokenizador* no debe exhibir patrones probabilísticos que lo vulneren a un ataque estadístico.

SUBREQPCI-21/2 Permutaciones aleatorias (no criptográficos).
El método de tokenización debe actuar como una familia de PERMUTACIONES aleatoria en el espacio efectivo de los PANs al espacio de TOKENS.

SUBREQPCI-21/3 Parámetros de tokenización (no criptográficos).
El método de tokenización debe incluir parámetros tales que, un cambio en estos parámetros resulte en un TOKEN diferente; por ejemplo, un cambio en la instancia del proceso debe derivar en una secuencia de TOKENS distintos, incluso cuando es usada la misma secuencia de TOKENS.

SUBREQPCI-21/4 Verificación de la aleatoriedad (no criptográficos).
Se debe tener un medio para verificar de forma práctica la aleatorización de dígitos, de acuerdo a lo establecido en NIST 800-90A **nist˙aleatorios**.

En **pci˙tokens** se establece un subrequerimiento más de REQPCI-21 PROBABILIDAD DE ENCONTRAR UN PAN (NO CRIPTOGRÁFICOS): *Al cambiar parte de un* PAN*, debe cambiar su* TOKEN *resultante*. Es un requerimiento análogo a SUBREQPCI-15/4 CAMBIO DE PAN (CRIPTOGRÁFICOS), sin embargo en el contexto de los no criptográficos reversibles, tal restricción no tiene sentido, dado que la generación del TOKEN es independiente del PAN (requerimiento REQPCI-20 GENERACIÓN Y ALMACENAMIENTO DE TOKENS (NO CRIPTOGRÁFICOS)).

REQPCI-22 Distribución imparcial (no criptográficos).
El proceso de generación de TOKENS debe garantizar una distribución de TOKENS imparcial, esto significa que la probabilidad de cualquier par PAN/TOKEN debe ser igual.

REQPCI-23 Instancias estadísticamente independientes (no criptográficos).
Si varias o diferentes instancias de la bases de datos (CDV) son usadas, cada una de estas debe ser ESTADÍSTICAMENTE INDEPENDIENTES.

REQPCI-24 Proceso de detokenización (no criptográficos).
El proceso de detokenización debe realizarse por medio de una búsqueda de datos o un índice dentro de la base de datos (CDV), y no por medio de métodos criptográficos.

Un subrequerimiento de REQPCI-24 PROCESO DE DETOKENIZACIÓN (NO CRIPTOGRÁFICOS) que aquí se omite establece: «*El* PAN *y el* TOKEN *debe ser probabilísticamente independientes. Cualquier método lógico o matemático no debe ser usado para tokenizar el* PAN *o detokenizar el* TOKEN». La independencia entre PAN y TOKEN ya se establece en REQPCI-20 GENERACIÓN Y ALMACENAMIENTO DE TOKENS (NO CRIPTOGRÁFICOS). No es clara la ascepción de *método lógico matemático*; una solución común para generar TOKENS no criptográficos es usar PSEUDORANDOM NUMBER GENERATOR (PRNG), los cuales

son métodos matemáticos.

REQPCI-25 Cifrado de la base de datos (no criptográficos).

Dentro de la base de datos (CDV), los PAN deben ser cifrados con una llave de mínimo 128 bits de FUERZA EFECTIVA.

REQPCI-26 Seguridad de la administración de llaves (no criptográficos).

Todas la operaciones sobre la administración de las llaves criptográficas deben realizarse en un dispositivo criptográfico seguro y aprobado: el PCI SSC se encarga de hacer validaciones; también puede ser cualquier dispositivo validado por FIPS 140-2 nivel 3 o superior **nist˙modulos˙criptograficos** o por la ISO 13491-1.

3.1.1.4. Primitivas criptográficas

En esta sección se resumen los requerimientos mínimos que debe de tener cualquier PRIMITIVA CRIPTOGRÁFICA que se use dentro del sistema *tokenizador*. Esta información se presenta en el anexo C de **pci˙tokens**, el cual está clasificado como *informativo* solamente (no *normativo*). Con respecto a las PRIMITIVAS CRIPTOGRÁFICAS, la parte *normativa* está controlada por el programa CRYPTOGRAPHIC ALGORITHM VALIDATION PROGRAM (CAVP) del NIST; el cual evalúa las implementaciones usadas de una serie de primitivas comunes[1].

En la tabla 3.1 se colocan los tamaños mínimos de llaves y MODOS DE OPERACIÓN (sección 2.2.10) asociados para las PRIMITIVAS CRIPTOGRÁFICAS de los «algoritmos criptográficos»[2] permitidos. Estos son: AES (sección 2.2.5), RSA (sección 2.1.3), ELLIPTIC CURVE CRYPTOSYSTEM (ECC) y DIGITAL SIGNATURE ALGORITHM (DSA)/DIFFIE-HELLMAN (DH). Se hace especial énfasis en que TRIPLE DES (TDES) no está permitido.

Algoritmo	Tamaño de llave	Modo de operación
AES	128	CTR, OCB, CBC, OFB, CFB
RSA	3072	RSAES-OAEP
ECC	256	ECDH, ECMQV, ECDSA, ECIES
DSA/DH	3072/256	DHE

Tabla 3.1: Longitudes de llave mínimas y MODOS DE OPERACIÓN permitidos para algoritmos criptográficos

La tabla 3.2 enlista los algoritmos hash (sección 2.4) permitidos. Para evitar introducir fallas de seguridad a través de las funciones hash, estas deben proveer al menos tantos bits de seguridad como el

[1]Esta lista se puede encontrar en HTTPS://CSRC.NIST.GOV/PROJECTS/CRYPTOGRAPHIC-ALGORITHM-VALIDATION-PROGRAM

[2]El PCI SSC parece dividir a las PRIMITIVAS CRIPTOGRÁFICAS en *algoritmos criptográficos*, *funciones hash* y *generadores de números pseudoaleatorios*; esto resulta confuso dado que las tres categorías pertenecen al campo de estudio de la criptografía.

algoritmo criptográfico usado, y en cualquier caso, no menos de 128 bits (lo que deja fuera a MD4 y MD5).

Bits de seguridad	**Algoritmo hash**
128	SHA-256
128	SHA3-256
192	SHA3-384
256	SHA-512
256	SHA3-512

Tabla 3.2: Algoritmos hash permitidos

El número de bits de entropía utilizados para los generadores de números aleatorios debe de ser mayor o igual al número de bits de seguridad utilizados para las primitivas anteriores. Cuando se utilicen generadores determinísticos, estos deben seguir las recomendaciones del NIST en **nist˙aleatorios**.

Los siguientes requerimientos son referentes al cumplimiento de distintos estándares y recomendaciones (principalmente del NIST); en la sección 3.1.2 se resume el contenido de cada uno de estos:

- REQPCI-01 Validación de productos de hardware.
- REQPCI-02 Validación de productos de software.
- REQPCI-09 Acceso al proceso de tokenización.
- REQPCI-13 Sobre el manejo adecuado de llaves.
- SUBREQPCI-15/5 Verificación de la aleatoriedad (criptográficos).

La tabla 3.3 es una relación entre la lista de requerimientos aquí presentada y la notación del PCI SSC en **pci˙tokens**. Sobre todo en cuanto a los requerimientos REQPCI-09 Acceso al proceso de tokenización y REQPCI-13 Sobre el manejo adecuado de llaves el documento del PCI es bastante repetitivo: se colocan 3 versiones (una para cada categoría) con prácticamente el mismo contenido.

Requerimiento	**Equivalente PCI**	**Clasificación**
REQPCI-01 Validación de productos de hardware	GT1	Aplicable
REQPCI-02 Validación de productos de software	GT3	Aplicable
Continúa en siguiente página		

Continuación		
Requerimiento	**Equivalente PCI**	**Clasificación**
REQPCI-03 Resistencia a texto claro conocido	GT4	Aplicable
REQPCI-04 Resistencia a sólo texto cifrado	GT5	Aplicable
REQPCI-05 Detección de anomalías	GT6	Aplicable
REQPCI-06 Distinción entre tokens y PAN	GT7	Aplicable
REQPCI-07 Guía de instalación	GT8	Aplicable
REQPCI-08 Integridad del proceso de tokenización	GT9	Aplicable
SUBREQPCI-09/1 Control de peticiones	GT10.1, RC2A-1, RC2A-2 RN2B y RN3B	Aplicable
SUBREQPCI-09/2 Registros de acceso	GT10.2	Aplicable
SUBREQPCI-09/3 Autenticación multifactor	GT10.3	Aplicable
SUBREQPCI-09/4 Accesos a nivel de sistema	GT10.4	Aplicable
SUBREQPCI-09/5 Accesos administrativos	GT10.5	Aplicable
REQPCI-10 Mapeos de token a token prohibidos	GT11	-
REQPCI-11 Protección contra vulnerabilidades comunes	GT12	Aplicable
REQPCI-12 Primitivas criptográficas usadas	GT13	Aplicable
SUBREQPCI-13/1 Sobre el ciclo de vida	IT4A-1 y RC4B-1	Aplicable
SUBREQPCI-13/2 Descripción del periodo criptográfico activo	IT4A-2 y RC4B-2	Aplicable
SUBREQPCI-13/3 Sobre la destrucción de las llaves	IT4A-3 y RC4B-3	Aplicable
SUBREQPCI-13/4 Exportar llave en claro prohibido	RC1A-1	Aplicable

Continúa en siguiente página

Continuación		
Requerimiento	**Equivalente PCI**	**Clasificación**
SUBREQPCI-13/5 Entropía de generación de llaves	RC1A-2	Aplicable
SUBREQPCI-13/6 Llaves de uso único	RC1A-3	Aplicable
SUBREQPCI-14/1 Sobre el mecanismo generador (irreversibles)	IT1A-1	Aplicable
SUBREQPCI-14/2 Contenido en claro (irreversibles)	IT1A-2	Aplicable
SUBREQPCI-14/3 Creación de un diccionario (irreversibles)	IT1A-3	Aplicable
SUBREQPCI-14/4 Sobre el proceso de autenticación (irreversibles)	IT1A-4	Aplicable
SUBREQPCI-15/1 Distribución uniforme (criptográficos)	RC1B-1	Aplicable
SUBREQPCI-15/2 Permutación aleatoria (criptográficos)	RC1B-2	Aplicable
SUBREQPCI-15/3 Cambio de llave (criptográficos)	RC1B-3	Aplicable
SUBREQPCI-15/4 Cambio de PAN (criptográficos)	RC1B-4	Aplicable
SUBREQPCI-15/4 Cambio de PAN (criptográficos)	RC1B-4	Aplicable
SUBREQPCI-15/5 Verificación de la aleatoriedad (criptográficos)	RC1B-5	Aplicable
REQPCI-16 Almacenamiento de tokens (criptográficos)	RC1C	Aplicable
REQPCI-17 Seguridad de la administración de llaves (criptográficos)	RC4A	Aplicable
REQPCI-18 Sobre la longitud de las llaves (criptográficos)	RC4C	Aplicable
REQPCI-19 Independencia estadística (criptográficos)	RC4D	Aplicable
REQPCI-20 Generación y almacenamiento de tokens (no criptográficos)	RN1A	Aplicable
Continúa en siguiente página		

Continuación		
Requerimiento	**Equivalente PCI**	**Clasificación**
SUBREQPCI-21/1 Distribución equiprobable (no criptográficos)	RN1B-1	Aplicable
SUBREQPCI-21/2 Permutaciones aleatorias (no criptográficos)	RN1B-2	Aplicable
SUBREQPCI-21/3 Parámetros de tokenización (no criptográficos)	RN1B-3	Aplicable
SUBREQPCI-21/4 Verificación de la aleatoriedad (no criptográficos)	RN1B-5	Aplicable
REQPCI-22 Distribución imparcial (no criptográficos)	RN1C	Aplicable
REQPCI-23 Instancias estadísticamente independientes (no criptográficos)	RN1D	Aplicable
REQPCI-24 Proceso de detokenización (no criptográficos)	RN2A	Aplicable
REQPCI-25 Cifrado de la base de datos (no criptográficos)	RN3A	Aplicable
REQPCI-26 Seguridad de la administración de llaves (no criptográficos)	RN4A	Aplicable

Tabla 3.3: Resumen de requerimientos del PCI SSC para los sistemas tokenizadores.

3.1.2. Estándares y recomendaciones

En esta sección se resumen los contenidos de los estándares y recomendaciones del NIST relacionados con los requerimientos planteados en la sección anterior (3.1.1).

Administración de llaves (Sección 3.1.2.1)

800-57 *Recommendation for Key Management.* Disponible en **nist˙llaves**.

800-130 *A Framework for Designing Cryptographic Key Management Systems.* Disponible en **nist˙disenio˙llave**

Generación de llaves (Sección 3.1.2.2)

800-108 *Recommendation for Key Derivation Functions Using Pseudorandom Functions.* Disponible en **nist˙derivacion˙llaves**.

800-133 *Recommendation for Cryptographic Key Generation.* Disponible en **nist˙creacion˙llaves**.

Generación de bits pseudoaleatorios (Sección 3.1.2.3)

800-90A Revision 1 *Recommendation for Random Number Generation Using Deterministic Random Bit Generators*. Disponible en **nist˙aleatorios**.

3.1.2.1. Administración de llaves

Tipos de llaves En **nist˙llaves**, el NIST divide a las llaves criptográficas en 19 categorías, las cuales surgen de la combinación de la naturaleza de la llave (simétrica, pública o privada) con la funcionalidad que se le da (firmas, autenticación, cifrado, entre otras). En la tabla 3.4 se muestran dichas categorías: se marca con ✓ las combinaciones que tienen sentido práctico; por ejemplo, para firmar (y posteriormente validar) solamente se ocupan las llaves de un esquema asimétrico (i. e. públicas y privadas).

		Naturaleza		
		Simétrica	Pública	Privada
Funcionalidad	Para firmas		✓	✓
	Para autenticación	✓	✓	✓
	Para cifrado de datos	✓		
	Como envoltura de otras llaves	✓		
	Para generadores aleatorios	✓		
	Como llave maestra	✓		
	Para el transporte de llaves		✓	✓
	Para el acuerdo de llaves	✓	✓	✓
	Efímeras para el acuerdo de llaves		✓	✓
	De autorización	✓	✓	✓

Tabla 3.4: Clasificación de llaves criptográficas

Para firmas: llaves que son usadas en algoritmos asimétricos para generar firmas digitales con posibles implicaciones a largo plazo. Cuando son manejadas correctamente, este tipo de llaves está diseñado para proveer AUTENTICACIÓN DE ORIGEN, autenticación de integridad y soporte para el no repudio.

Para autenticación: son usadas para proporcionar garantías sobre la identidad de un fuente generadora (i. e. AUTENTICACIÓN DE ORIGEN).

Para cifrado de datos: usadas en esquemas simétricos para proveer de confidencialidad a la información (esto es, para cifrar la información). Como se tratan de algoritmos simétricos (o de llave secreta), la misma llave se usa para quitar la confidencialidad (para descifrar).

Como envoltura de otras llaves: también llamadas llaves cifradoras de llaves (*key-encrypting keys*), son usadas para proteger otras llaves usando algoritmos simétricos. Dependiendo del algoritmo con el que se use la llave, esta también puede ser usada para proveer de validaciones de integridad.

Para generadores aleatorios: llaves usadas para generar números o bits aleatorios.

Como llaves maestra: una llave maestra simétrica se usa para derivar otras llaves simétricas (e. g. llaves de cifrado, o de envoltura). También se conoce como llave de derivación de llaves (*key-derivation key*).

Para el transporte de llaves: llaves utilizadas en esquemas asimétricos para proteger la comunicación en un proceso de acuerdo de llaves. Se usan para proteger otras llaves (e. g. de cifrado, de envoltura) o información relacionada (e. g. VECTORES DE INICIALIZACIÓN).

Para el acuerdo de llaves: utilizadas en algoritmos de acuerdo de llaves para establecer otras llaves. Generalmente funcionan en plazos muy largos.

Efímeras para el acuerdo de llaves: llaves de muy corto plazo que son usadas una sola vez en un proceso de establecimiento de otras llaves. En algunos casos la llave efímera puede ser usada más de una vez, pero dentro de la misma transacción.

De autorización: usadas para proveer y verificar los privilegios de una entidad. En un esquema simétrico, la llave es conocida tanto por la entidad que provee acceso, como por la que desea acceder.

Usos de llaves En general, las llaves se deben de utilizar para un solo propósito: el uso de la misma llave para dos operaciones criptográficas puede debilitar la seguridad provista por ambas; al limitar el uso de una llave se limita el nivel de riesgo de que esta se vea comprometida; algunos usos de llaves interfieren unos con otros.

La regla anterior no se extiende a situaciones en donde el mismo proceso provea de múltiples servicios. Por ejemplo, cuando una sola firma digital provee de autenticación de integridad y de autenticación de origen, o cuando una sola llave simétrica es usada para cifrar y para autenticar en una sola operación.

Criptoperiodos Un criptoperiodo es el rango de tiempo durante el cual una llave es válida. Algunas de las funciones de los criptoperiodos son:

- Limitar el total de daños si una sola llave se ve comprometida.
- Limitar el uso de un algoritmo en particular (*particular* en el sentido de la instancia misma del algoritmo).
- Limitar el tiempo disponible para intentos de ataques sobre los mecanismos que protegen a la llave del acceso sin autorización.
- Limitar el periodo en el cual la información puede verse comprometida por revelaciones inadvertidas de llaves a entidades sin autorización.

- Limitar el tiempo disponible para ataque criptoanalíticos.

A continuación se enlistan los principales factores a tomar en cuenta al momento de establecer un criptoperiodo:

- La fuerza del mecanismo criptográfico (el algoritmo, la FUERZA EFECTIVA de la llave, el tamaño de bloque, el modo de operación, etc.).
- El entorno de operacion (e. g. un lugar de acceso restringido, una terminal pública).
- El volumen de información transmitida, o el número de transacciones.
- La función de seguridad (cifrado de datos, firma digital, derivación de llaves, etc.).
- El método de entrada de la llave (por teclado, a nivel de sistema).
- El número de nodos en una red que comparten la misma llave.
- El número de copias de la llave distribuidas.
- Rotaciones de personal.
- La amenaza de los adversarios (¿de quién se está protegiendo la información?, ¿cuáles son sus capacidades?)
- La amenza de avances tecnológicos (nuevos límites para el problema del logaritmo discreto, computadoras cuánticas).

La duración de los criptoperiodos también debe tomar en cuenta cuáles son los riesgos de las actualizaciones de llaves. En general, entre más cortos sean los criptoperiodos, mejor; sin embargo, si los mecanismos de distribución de llaves son manuales y propensos a errores humanos, entonces el riesgo se invierte. En estos casos (en especial cuando se utiliza CRIPTOGRAFÍA FUERTE) resulta mejor tener pocas y bien controladas distribuciones manuales, a que estas sean frecuentes y mal controladas.

Las consecuencias de una exposición se miden de acuerdo a qué tan sensible es la información, qué tan críticos son los procesos protegidos, y qué tan alto es el costo de recuperación en caso de exposición. La sensibilidad se refiere al periodo de tiempo durante el cual la información debe estar protegida (5 segundos, 5 minutos, 5 horas o 5 años) y a las consecuencias potenciales en caso de pérdida de protección. En general, entre más sensible sea la información protegida, el criptoperiodo debe ser menor (sin llegar a que sea contraproducente).

Algunos otros factores a tomar en cuenta incluyen el uso de las llaves y el costo de actualizaciones. En cuanto al uso de las llaves, generalmente se hace distinción en cuanto a si la información protegida

solamente se está transfiriendo, o si se va a almacenar; en general los criptoperiodos son más largos en caso de almacenamiento, dado el costo que puede representar el recifrado de toda una base de datos. Esto está relacionado con el costo de las actualizaciones: cuando el volumen de información protegida es demasiado grande o cuando esta se encuentra distribuida en distintos puntos geográficos, el costo de un cambio de llaves puede ser demasiado elevado.

La tabla 3.5 muestra las sugerencias del NIST en **nist'llaves** en cuanto a la duración de los criptoperiodos según cada tipo de llave.

Tipo de llave	**Criptoperiodo**	
	Periodo de uso de emisor (PE)	**Periodo de uso de receptor (PR)**
1.- Llave privada para firma	1 a 3 años	-
2.- Llave pública para verificación de firma	Depende del tamaño de la llave	
3.- Llave simétrica para autenticación	≤ 2 años	$\leq PE + 3$ años
4.- Llave privada para autenticación	1 a 2 años	
5.- Llave pública para autenticación	1 a 2 años	
6.- Llave simétrica para cifrado de datos	≤ 2 años	$\leq PE + 3$ años
7.- Llave simétrica como envoltura	≤ 2 años	$\leq PE + 3$ años
8.- Llave simétrica para generadores aleatorios	ver SP800-90	-
9.- Llave simétrica maestra	alrededor de 1 año	-
10.- Llave privada para transporte	≤ 2 años	
11.- Llave pública para transporte	1 a 2 años	
12.- Llave simétrica para acuerdo	1 a 2 años	
13.- Llave privada para acuerdo	1 a 2 años	
14.- Llave pública para acuerdo	1 a 2 años	
15.- Llave privada efímera para acuerdo	Solo 1 transacción	
16.- Llave pública efímera para acuerdo	Solo 1 transacción	
17.- Llave simétrica para autorización	≤ 2 años	
18.- Llave privada para autorización	≤ 2 años	
19.- Llave pública para autorización	≤ 2 años	

Tabla 3.5: Criptoperiodos sugeridos por tipo de llave

Estados de llaves y transiciones En la figura 3.2 se muestra un diagrama de estados con los posibles comportamientos de una llave criptográfica. Un criptoperiodo inicia al entrar en el estado «activo» (transición 4) y termina al llegar al estado «destruido». En el caso de esquemas asimétricos, las transiciones se aplican a ambos pares de llaves. Se debe llevar un registro de la fecha y hora (y en algunos casos de las

razones) de cualquier cambio de estado.

Hay varias posibles razones por las que se puede llegar a un estado «suspendido»: la entidad dueña de una firma digital no se encuentra disponible; se sospecha que la integridad de la llave está comprometida, por lo que se pasa a este estado en lo que se investiga más en profundidad; entre otros. Una llave que está en este estado («suspendido») no debe ser usada bajo ninguna circunstancia.

Las llaves que se encuentran en el estado «inactivo» no deben ser usadas para aplicar protección criptográfica, pero en algunos casos, pueden ser usadas para procesar información protegida con criptografía. Por ejemplo, las llaves simétricas usadas para autenticación, cifrado de datos o envoltura de llaves, pueden ser usadas para procesar información hasta que acabe el periodo del emisor de la llave emisora.

El estado «comprometido» representa a las llaves a las que una entidad sin autorización tiene o ha tenido acceso. Las llaves comprometidas no deben ser usadas para aplicar protección criptográfica, sin embargo, en algunos casos es posible que sean usadas para procesar información (en condiciones sumamente controladas); por ejemplo, si la cierta información fue firmada antes de que se produjera la brecha de seguridad, las llaves pueden ser usadas para valida esta firma.

3.1.2.2. Generación de llaves

Generación de llaves en general

Métodos para la generación de llaves La generación de llaves se puede hacer por medio del uso de generadores de bits aleatorios (RBG), de la derivación de llaves a partir de otras, de la derivación de llaves a partir de una contraseña, y del uso de un esquema de acuerdo entre llaves o *key agreement*; pero todas, de forma directa o indirecta deben estar basadas en la salida de un RBG.

Donde generar las llaves La generación de llaves criptográficas debe ir de acuerdo con el FIPS 140 (descrito en **nist˙modulos˙criptograficos**), y si es necesario que las llaves sean transferidas, se debe de hacer por medio de un canal seguro. Además, todos los valores aleatorios requeridos para la generación de las llaves deben ser generados dentro de un mismo módulo criptográfico.

Fuerza de la seguridad La fuerza de la seguridad de un método es una medición de la complejidad asociada a la recuperación de información secreta o de la seguridad relativa a un algoritmo criptográfico a partir de datos conocidos.

Se dice que un método soporta la fuerza de seguridad, si la fuerza de seguridad provista por dicho método es igual o mayor a la seguridad requerida para la protección de la información.

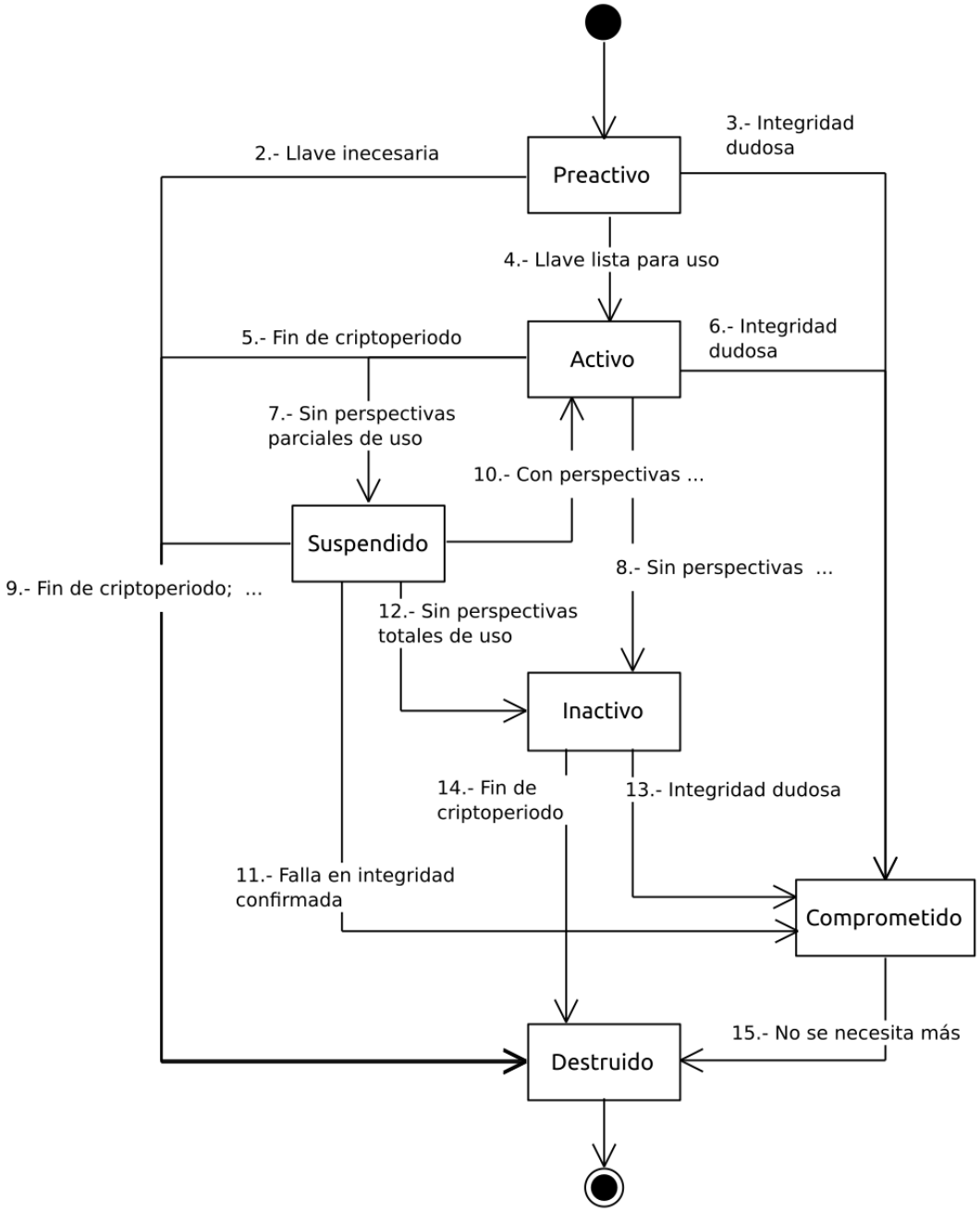


Figura 3.2: Diagrama de estado de llaves criptográficas.

- La fuerza de seguridad para los RBG está basada en la ENTROPÍA o aleatoriedad que provee el mismo RBG.
- La seguridad de un algoritmo criptográfico se basa en el hecho de que las llaves que usan fueron generadas por medio de procesos que las proveyeron de una ENTROPÍA mayor o igual a la necesaria para el algoritmo, así como el mismo tamaño de las llaves.
- La fuerza de seguridad de una llave depende del algoritmo que la utilizará, su tamaño, el proceso con el que fue generada, y la forma en la que es utilizada.

Usos de las salidas de los RBG Suponiendo que K es una llave simétrica o un valor aleatorio que sirve como entrada de un algoritmo generador de pares de llaves asimétricas, K debe ser una cadena de bits tal que:

$$K = U \oplus V \tag{3.1}$$

donde U es una cadena de bits que se obtuvo de un RBG con el soporte de la fuerza de seguridad requerida, y V es una cadena de bits de la misma longitud, que además fue generada de manera tal que es independiente de U y viceversa. La independencia entre U y V se requiere debido a que se tiene que evitar que el conocimiento de alguna de estas cadenas pueda usarse para obtener información de la otra.

Generación de pares de llaves asimétricas Los pares de llaves solo pueden ser generados o por el propietario del las mismas llaves, o por un tercero de confianza capaz de proveerlas.

Las llaves privadas deben permanecer secretas dentro del módulo criptográfico del propietario o de un tercero de confianza, además de que, si se tienen que transferir dichas llaves, se debe de garantizar que solo el propietario o la parte generadora puedan verlas en claro.

Generación de llaves simétricas Las llaves deben de ser generadas por una o varias de las entidades que las compartirán, o por un tercero de confianza capaz de compartirlas de una manera segura.

Las llaves que son generadas directamente de un RBG deben de cumplir con la forma establecida en la ecuación 3.1.

Cuando sea necesario compartir una llave, su distribución debe de ser manual, o por medio de un envolvimiento de la misma o *key wrapping*, el cual debe de soportar la fuerza de seguridad requerida para la protección de la información que protege la llave.

Obtener llaves derivadas de una contraseña es una práctica cuestionable, debido a que comúnmente la aleatoriedad en las contraseñas es mínima, por tal razón al generarse llaves de esta manera, es fuertemente recomendado que los usuarios seleccionen contraseñas con una gran cantidad de ENTROPÍA. De cualquier manera, se considera que este tipo de llaves proveen una ENTROPÍA nula, a menos que la contraseña haya sido generada con un RBG.

Cuando se tiene un conjunto de llaves $K_1, \ldots, K_n$ generadas de forma independiente, estas pueden ser combinadas entre sí para formar una llave K. Igualmente, si se tiene un conjunto de bloques de información $V_1, \ldots, V_m$ que son independientes de sus respectivas llaves, se pueden combinar estos bloques y sus llaves para formar otra llave.

Los métodos aprobados para generar llaves a partir de la combinación de otras son:

- La concatenación de varias llaves.

  $K = K_1 \parallel \ldots \parallel K_n$.

- La aplicación de compuertas *xor* (o exclusiva) a varias llaves.

  $K = K_1 \oplus \ldots \oplus K_n$.

- La aplicación de compuertas *xor* (o exclusiva) a varias llaves y bloques de información.

  $K = K_1 \oplus \ldots \oplus K_n \oplus V_1 \oplus \ldots \oplus V_m$.

Cuando sea necesario reemplazar una llave, la nueva llave debe de ser completamente independiente de la anterior, para que el conocimiento de esta última, no proporcione ningún conocimiento de la nueva.

Funciones Pseudoaleatorias (PRF) Las funciones pseudoaleatorias o PSEUDORANDOM FUNCTION (PRF) (ver sección 3.1.2.3) son funciones computables en TIEMPO POLINOMIAL con un índice o SEMILLA s y una variable de entrada x, de manera que cuando s se selecciona aleatoriamente de S, es COMPUTACIONALMENTE INDISTINGUIBLE de una función aleatoria definida en el mismo dominio y rango que $PRF(s, x)$.

Cuando una llave criptográfica K_I es usada como la SEMILLA de una PRF, su salida se puede utilizar como MATERIAL DE LLAVES.

Para la derivación de llaves se tiene permitido el uso del KEYED-HASHED MESSAGE AUTHENTICATION CODE (HMAC) o del CIPHER-BASED MESSAGE AUTHENTICATION CODE (CMAC) como función pseudoaleatoria.

Funciones de derivación de llaves (KDF) Las funciones de derivación de llaves o Key Derivation Function (KDF) son funciones que a partir de una llave dada como entrada, pueden generar material de llaves capaz de ser empleado por varios algoritmos criptográficos.

Las llaves de entrada de este tipo de funciones son llamadas *key derivation keys* y deben ser llaves criptográficas generadas por medio de un RBG o por un proceso automático de establecimiento de llaves.

El material de llaves segmentado es usado como un conjunto de llaves criptográficas correspondientes a distintos algoritmos que pueden ofrecer diferentes servicios, por lo tanto las KDF deben de definir una manera de transformar este material en llaves distintas.

De forma general las KDF funcionan iterando n veces una función pseudoaleatoria para concatenar sus salidas hasta que se alcance la longitud de bits deseada para el material de llaves.

Modos de iteración Algo necesario para el funcionamiento de las KDF son los modos de iteración, ya que definen las entradas que se tendrán y el orden de los campos de salida en cada ciclo.

Counter mode En la figura 3.3 se aprecia la forma de operación de este modo de iteración, en el que los datos de entrada son concatenados en una cadena binaria de la forma: $Label \parallel 0x00 \parallel Context \parallel [L]_2$ donde el *Label* es un valor que identifica el propósito del material de llaves, $0x00$ es un octeto de ceros, el *Context* es una cadena con la información relacionada al material de llaves, y $[L]_2$ es la longitud del material de llaves que se desea obtener representada en binario. Como se observa, en este modo de iteración el contador forma parte los datos de entrada de la PRF.

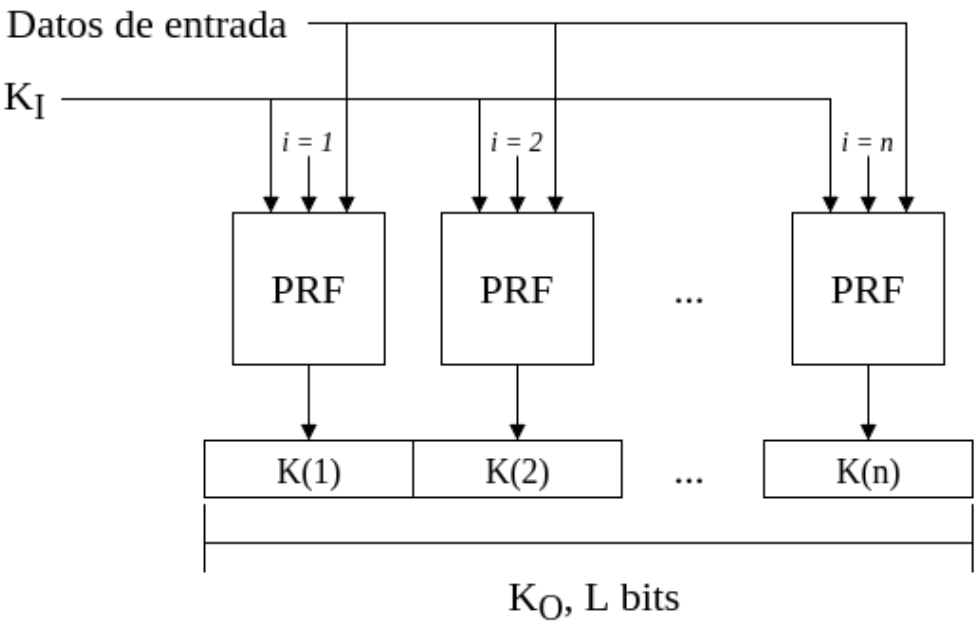


Figura 3.3: Diagrama del *counter mode*.

entrada: La llave K_I, la longitud L **y** los valores de *Label* **y** *Context*.
salida: K_O, con una longitud de L bits.
inicio
  calcular $n = [\frac{L}{h}]$, donde h es la longitud de **salida** de la *PRF*.
  si $n > 2^r - 1$, indicar error **y** parar; donde $r \leq 32$.
  $resultado(0) = \emptyset$
  para $i = 1$ hasta n:
    $K(i) = PRF(K_I, [i]_2 \parallel Label \parallel 0x00 \parallel Context \parallel [L]_2)$.
    $resultado(i) = resultado(i-1) \parallel K(i)$.
  $K_O =$ los L bits más a la izquierda del $resultado(n)$.
fin

Pseudocódigo 3.1: Funcionamiento del *counter mode*.

Feedback mode Este modo de iteración opera tomando la salida de la PRF en la iteración anterior como parte los datos de entrada de la iteración actual. Cabe resaltar que como se muestra en la figura 3.4, es opcional tener un contador concatenado a estos datos, que son iguales que en el modo de operación anterior, solo que con un VECTOR DE INICIALIZACIÓN IV.

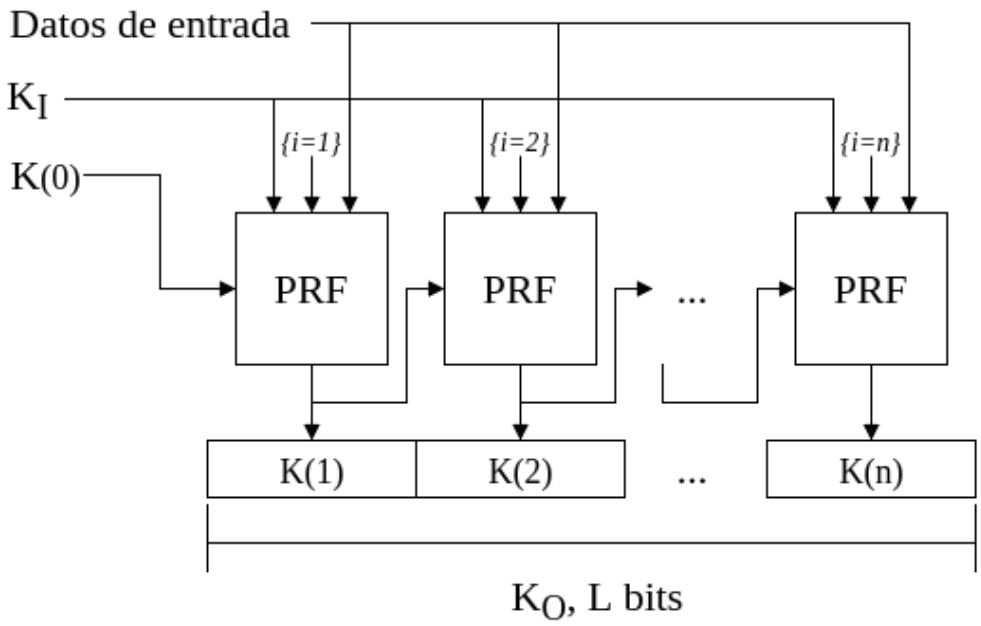


Figura 3.4: Diagrama del *feedback mode*.

entrada: La llave K_I, la longitud L, el vector de inicialización IV y los valores de *Label* y *Context*.
salida: K_O, con una longitud de L bits.
inicio
  calcular $n = [\frac{L}{h}]$, donde h es la longitud de **salida** de la *PRF*.
  si $n > 2^{32} - 1$, indicar error y parar.
  $resultado(0) = \emptyset$.
  $K(0) = IV$.
  para $i = 1$ hasta n:
    $K(i) = PRF(K_I, K(i-1)\{\| [i]_2\} \| Label \| 0x00 \| Context \| [L]_2)$.
    $resultado(i) = resultado(i-1) \| K(i)$.
  $K_O =$ los L bits más a la izquierda del $resultado(n)$.
fin

Pseudocódigo 3.2: Funcionamiento del *feedback mode*.

Double pipeline mode Como su nombre lo indica y a diferencia de los otros dos modos de iteración mencionados, este usa dos flujos, donde un flujo es el encargado de generar valores secretos, y el otro usa como entradas las salidas del primero para obtener K_O. Los datos de entrada son iguales que en el primer modo de iteración mencionado, y su funcionamiento está descrito en la figura 3.5.

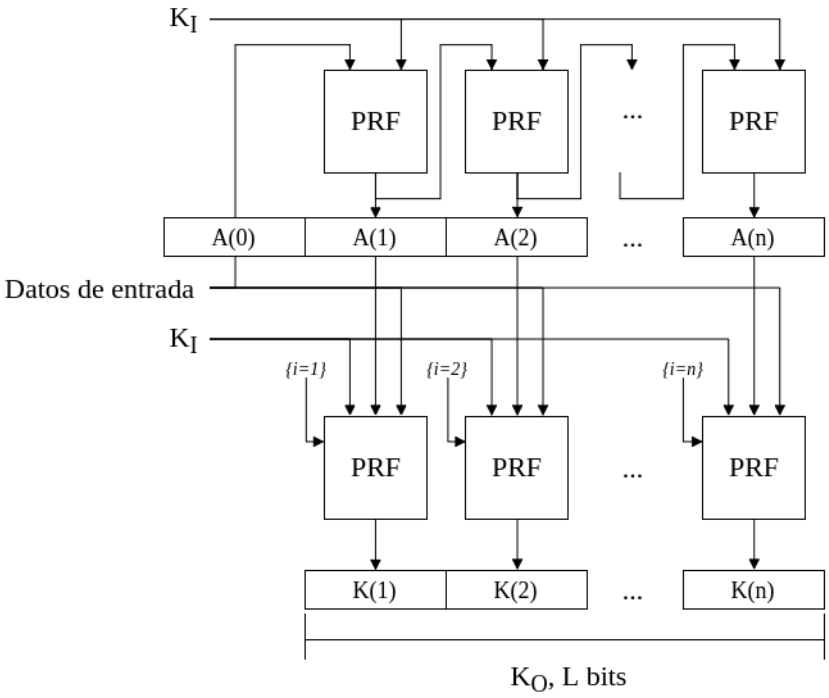


Figura 3.5: Diagrama del *double pipeline mode*.

---

entrada: La llave K_I, la longitud L **y** los valores de *Label* **y** *Context*.
salida: K_O, con una longitud de L bits.
inicio
  calcular $n = [\frac{L}{h}]$, donde h es la longitud de **salida** de la PRF.
  si $n > 2^{32} - 1$, indicar error **y** parar.
  $resultado(0) = \emptyset$.
  $A(0) = IV = Label \parallel 0x00 \parallel Context \parallel [L]_2$
  para $i = 1$ hasta n:
    $A(i) = PRF(K_I, A(i-1))$.
    $K(i) = PRF(K_I, A(i) \{\parallel [i]_2\} \parallel Label \parallel 0x00 \parallel Context \parallel [L]_2)$.
    $resultado(i) = resultado(i-1) \parallel K(i)$.
  $K_O =$ los L bits más a la izquierda del $resultado(n)$.
fin

Pseudocódigo 3.3: Funcionamiento del *double pipeline mode*.

Jerarquía de llaves El MATERIAL DE LLAVES proveniente de una derivación puede ser usado una o más veces como llave de entrada de otras derivaciones subsecuentes, así, es posible establecer una jerarquía en la que las llaves tienen distintos niveles.

Consideraciones de seguridad

Fuerza criptográfica La fuerza de seguridad de una KDF es medida por la cantidad de trabajo requerido para distinguir su cadena de salida de una cadena de bits que en verdad tenga una DISTRIBUCIÓN UNIFORME y cuente con la misma longitud, suponiendo que la llave de entrada K_I, es la única entrada desconocida para la KDF.

La longitud de la llave de entrada En algunas KDF el tamaño de la llave K_I está definido por la PRF que usan internamente, por ejemplo cuando se usa el CMAC, pero igualmente, otras KDF pueden usar llaves de cualquier tamaño, como al usar el HMAC como PRF.

Transformación de material de llaves a llaves criptográficas. La longitud en bits del MATERIAL DE LLAVES está limitada tanto por el algoritmo relacionado a la salida de la KDF, como por el modo de iteración que se usa.

Codificación de los datos de entrada La información de entrada de una KDF consiste en diferentes campos de datos, estos deben de estar ordenados de forma específica y sin ambigüedad, de manera que se tenga un método de codificación capaz de mapear cada campo individualmente. Esto es necesario para poder detectar ataques a la KDF que dependan de la manipulación de esta información.

Separación entre llaves Las llaves provenientes del MATERIAL DE LLAVES deben de estar separadas criptográficamente, de tal manera que no se comprometa la seguridad de ninguna de estas llaves derivadas. Cuando el MATERIAL DE LLAVES se obtiene de múltiples ejecuciones de la KDF usando la misma llave de entrada K_I, la KDF debe de garantizar que el MATERIAL DE LLAVES de una ejecución no comprometa al de cualquier otra.

Enlace de contexto Todo el MATERIAL DE LLAVES debe estar ligado a todas las entidades relacionadas para poder evitar errores de protocolo.

3.1.2.3. Generación de bits pseudoaleatorios

Existen dos maneras de generar bits aleatorios: la primera es producir bits de manera no determinística, donde el estado de cada uno (uno o cero) está determinado por un proceso físico impredecible. Estos generadores de bits aleatorios (RBG) son conocidos como generadores no determinísticos, o NON-DETERMINISTIC

Random Bit Generator (NRBG). La otra manera, que será explorada a continuación, es calcular determinísticamente los bits mediante un algoritmo; estos generadores determinísticos son conocidos como Deterministic Random Bit Generator (DRBG).

Un DRBG tiene un mecanismo que utiliza un algoritmo que produce una secuencia de bits partiendo de un valor inicial que es determinado por una semilla que, a su vez, está determinada por la salida de la fuente de aleatoriedad. Una vez que se tiene la semilla y se determina el valor inicial, el DRBG es instanciado y puede producir valores. Dado a su naturaleza determinística, se dice que los valores producidos por el DRBG son pseudoaleatorios y no aleatorios; si la semilla es mantenida oculta y el algoritmo fue bien diseñado, los bits de salida del DRBG serán impredecibles.

La entrada de entropía es provista a un mecanismo DRBG para obtener una semilla utillizando una fuente de aleatoriedad. La entrada de entropía y la semilla deben mantenerse secretas; que estos valores permanezcan secretos es una de las bases de la seguridad del DRBG. Otras entradas, como un nonce o una cadena de personalización pueden ser utilizadas como entradas; estas pueden o no requerir ser mantenidas secretas también, y ser utilizadas para crear la semilla inicial para el DRBG.

El estado interno es la memoria del DRBG y consiste en todos los valores que requiere el mecanismo (parámetros, variables, etcétera).

El mecanismo DRBG requiere cinco funciones; estas son explicadas con más detalle abajo:

1. Instanciación (*instantiate function*): obtiene la entrada de entropía para crear una semilla con la cual será creado un nuevo estado interno. La entrada puede ser combinada con una nonce o una cadena de personalización.

2. Generación (*generate function*): genera bits pseudoaleatorios utilizando el estado interno actual; también tiene como salida un nuevo estado interno que es utilizado para el siguiente pedido.

3. Cambio de semilla (*reseed function*): obtiene una nueva entrada de entropía y la combina con el estado interno actual para crear una nueva semilla y un nuevo estado interno.

4. Desinstanciación (*uninstantiate function*): elimina el estado interno actual.

5. Prueba de salud (*healt htest function*): determina que el mecanismo DRBG siga funcionando correctamente.

Cuando a un DRBG se le aplica la función de cambio de semilla, es imperativo que la semilla sea distinta a la que se utilizó en la función de instanciación. Cada semilla define un nuevo periodo de semilla (*seed period*) para la instanciación del DRBG. Una instanciación consiste en uno o más periodos de semilla, estos comienzan cuando se obtiene una nueva semilla y terminan cuando la siguiente semilla es obtenida o el DRBG deja de utilizarse.

El estado interno deriva de la SEMILLA; este incluye el estado de trabajo (uno o más valores derivados de la SEMILLA que deben permanecer secretos, y la cuenta con el número de salidas que se han producido con esa semilla) y la información administrativa (el nivel de seguridad, etc). Es menester proteger el estado interno del DRBG. La implementación del mecanismo DRBG puede haber sido diseñado para tener múltiples instancias; en este caso, cada instancia debe tener su propio estado interno y el estado interno de una instancia DRBG jamás debe ser utilizado como estado interno para una instancia distinta. El estado interno no debe ser accesible a funciones distintas a las cinco del DRBG, ni a otras instancias del DRBG o a otros DRBG.

Los mecanismos especificados en **nist'aleatorios** soportan cuatro niveles de seguridad: 112, 128, 192 y 256 bits. Este es uno de los parámetros que se necesitan para instanciar un DRBG; además, dependiendo de su diseño, cada mecanismo DRBG tiene sus restricciones de nivel de seguridad. El nivel de seguridad depende de la implementación del DRBG y la cantidad de ENTROPÍA que se da como entrada a la función de instanciación.

Los bits pseudoaleatorios obtenidos mediante un DRBG no deben ser utilizados por una aplicación que requiera un nivel mayor de seguridad que con el que fue instanciado el DRBG. La concatenación de dos salidas del DRBG tampoco proveen un nivel de seguridad más alto que del que fueron instanciados (por ejemplo, dos cadenas concatenadas de 128 bits no dan como resultado una cadena de 256 bits con el nivel de seguridad de 256 bits).

Semillas Las SEMILLAS deben ser obtenidas antes de generar bits pseudoaleatorios en el DRBG, pues esta es utilizada para instanciar al DRBG y determinar el estado inicial interno del mecanismo.

Cambiar la SEMILLA restaura el secreto de la salida del DRBG si el estado interno o la SEMILLA son conocidos. Hacer este cambio periódicamente es una buena manera de mantener a raya el peligro de que valores como la entrada de ENTROPÍA, la SEMILLA o el estado interno de trabajo; hayan sido comprometidos.

Los ingredientes para determinar una nueva SEMILLA para la función de instanciación son la entrada de entropía de una fuente aleatoria, un NONCE y una cadena de personalización (recomendada, pero no obligatoria). Para hacer un cambio de semilla, se necesita el estado interno actual, la entrada de ENTROPÍA y una entrada adicional opcional.

La longitud de la SEMILLA depende del mecanismo DRBG y el nivel de seguridad requerido; sin embargo, siempre debe ser de, al menos, el mismo número de bits de ENTROPÍA requerida.

La entrada de ENTROPÍA y la SEMILLA resultante deben de ser protegidas con el mismo cuidado con el que se protege la salida del DRBG; por ejemplo, si el mecanismo es utilizado para generar llaves, estos valores deben protegerse con la misma seguridad como son protegidas las llaves generadas. Además, la seguridad del DRBG depende de mantener en secreto la entrada de ENTROPÍA, por lo que esa entrada

debe ser tratada como un parámetro crítico de seguridad (Critical Security Parameter (CSP)) y ser obtenido desde un módulo criptográfico que contenga la función necesaria o ser transmitido desde un canal seguro.

Cuando se requiera un NONCE para la construcción de la SEMILLA, esta debe cumplir con una de las siguientes dos condiciones: tener *nivel_seguridad*/2 bits de ENTROPÍA o un valor que se espera no se repita más de lo que se repetiría una cadena aleatoria de *nivel_seguridad*/2 bits. Aunque no debe ser mantenido en secreto, cada NONCE debe ser considerado como un CSP y debe ser único en el módulo criptográfico en donde se realiza la instanciación. El NONCE puede estar compuesto por uno o más de los siguientes valores:

1. Valor aleatorio generado para cada NONCE por un generador de bits aleatorios aprobado.
2. Una marca de tiempo con la resolución suficiente para que sea distinto cada vez que sea utilizado.
3. Un número de secuencia que se incremente constantemente.
4. Una combinación de una marca de tiempo y un número de secuencia que se incremente constantemente; tal que el número de secuencia regrese a su valor inicial solo cuando la marca de tiempo cambie.

Generar demasiadas salidas partiendo de una misma SEMILLA puede proveer suficiente información para ser capaz de predecir las salidas futuras; por lo que el cambio de SEMILLAS reduce riesgos de seguridad. Las SEMILLAS tienen una vida finita que depende el mecanismo DRBG utilizado. Es imperativo que las implementaciones respeten el límite de la vida de las SEMILLAS especificado para el mecanismo; y, cuando se alcance el límite de la vida de una SEMILLA, el DRBG no debe generar salidas hasta que se haya cambiado la SEMILLA o se cree una nueva instancia del DRBG (aunque se prefiere que se cambie la SEMILLA). Una SEMILLA jamás debe ser utilizada para inicializar o cambiar la semilla de otra instancia del DRBG o la suya.

La cadena de personalización (que es opcional pero recomendada) es utilizada para derivar la SEMILLA, puede ser obtenida dentro o fuera del módulo criptográfico y hasta puede ser una cadena vacía, pues el DRBG no depende de esta cadena para obtener ENTROPÍA. De hecho, que el adversario conozca la cadena de personalización no disminuye el nivel de seguridad de una instancia de DRBG siempre y cuando la entrada de ENTROPÍA se mantenga desconocida. Esta cadena no es considerada un CSP; puede introducir datos adicionales al DRBG, tales como identificadores de usuario, aplicación, versiones, protocolos, marcas de tiempo, direcciones de red, números de serie, etcétera.

Funciones Un DRBG necesita cinco funciones para poder funcionar correctamente.

Instanciación Antes de generar bits pseudoaleatorios, el DRBG debe ser instanciado; esta función se encarga de revisar que los parámetros de entrada sean válidos, determina el nivel de seguridad para la instancia de DRBG que se generará, obtiene la entrada de ENTROPÍA capaz de soportar el nivel de

seguridad y el NONCE (solo si es requerido), determina el estado interno inicial y, si se tienen varias instancias del DRBG simultáneas, obtiene un manejador de estado. Las entradas de la función son las siguientes:

1. Nivel de seguridad requerido.
2. Bandera que indica si se necesita o no la resistencia de predicción.
3. Cadena de personalización.
4. Entrada de ENTROPÍA.
5. NONCE

Las primeras entradas deben ser provistas por la aplicación consumidora. La salida de la función de instanciación a esta aplicación consiste en:

1. El estado del proceso; regresa un *EXITOSO* o un estado inválido indicando el error que hubo al instanciar al DRBG.
2. El manejador de estado, utilizado para identificar el estado interno de esta instancia para generar, cambiar la SEMILLA y demás funciones.

El algoritmo de la función de instanciación se puede observar en el pseudocódigo 3.4.

```
entrada: nivel_seguridad_requerido, bandera_prediccion, cadena_personalizacion
         entrada_entropia, nonce
salida: estado, manejador_estado
inicio
  si nivel_seguridad_requerido > mayor_nivel_seguridad_soportado:
    regresar BANDERA_ERROR, invalido
  si bandera_prediccion =verdadero Y resistencia_prediccion no es soportado:
    regresar BANDERA_ERROR, invalido
  si longitud(cadena_personalizacion) > longitud_maxima:
    regresar BANDERA_ERROR, invalido
  Asignar a nivel_seguridad el nivel más bajo de seguridad mayor o igual
    a nivel_seguridad_requerido del conjunto {112, 128, 192, 256}
  (estado, entrada_entropia) = obtener_entropia(nivel_seguridad, ...
    ... longitud_min, longitud_max, bandera_prediccion)
  si (estado ≠ EXITOSO):
    regresar estado, invalido
  Obtener nonce
  estado_trabajo_inicial = INSTANCIAR_ALGORITMO(entrada_entropia, ...
    ... nonce, cadena_personalizacion, nivel_seguridad)
  Obtener manejador_estado para el estado interno vacío.
  si no se encuentra un estado interno vacío:
    regresar BANDERA_ERROR, invalido
  Configurar el estado interno de la nueva instancia con los valores iniciales
    y la información administrativa.
  regresar (EXITOSO, manejador_estado)
fin
```

Pseudocódigo 3.4: DRBG, instanciación.

Cambio de semilla Cambiar la SEMILLA de una instancia no es requerido, pero es recomendado que se realice este proceso cada que sea posible. Cambiar la SEMILLA puede:

- Ser solicitado expresamente por la aplicación consumidora.
- Realizado cuando la aplicación consumidora requiere resistencia de predicción.
- Disparada por la función generadora cuando se alcanza un número predeterminado de salidas generadas.
- Disparada por eventos externos.

La función se encarga de revisar la validez de los parámetros de entrada, obtiene la entrada de ENTROPÍA de una fuente de aleatoriedad y, mediante el algoritmo de cambio de SEMILLA, combina el estado de trabajo actual con la nueva entrada de ENTROPÍA y valores adicionales para determinar el nuevo estado de trabajo actual. Las entradas para la función de cambio de SEMILLA son las siguientes:

1. El manejador de estado.
2. Bandera que indica si se requiere o no la resistencia de predicción.
3. Entradas adicionales (opcionales).
4. Entrada de ENTROPÍA.
5. Valores del estado interno e información administrativa.

Las primeras tres entradas deben ser provistas por la aplicación consumidora. La salida consiste en lo siguiente:

1. Estado que regresa la función.
2. Nuevo estado de trabajo interno.

El proceso para cambiar la SEMILLA se observa en el pseudocódigo 3.5.

```
entrada:  bandera_prediccion, manejador_estado, entrada_adicional
          entrada_entropia, estado_interno
salida:   estado, estado_trabajo_interno
inicio
  si manejador_estado indica un estado inválido o sin uso:
    regresar BANDERA_ERROR
  si se requiere resistencia de predicción y bandera_prediccion=falso:
    regresar BANDERA_ERROR
  si longitud(entrada_adicional) > longitud_max_entrada_adicional:
    regresar BANDERA_ERROR
  (estado, entrada_entropia) = obtener_entropia(nivel_seguridad, ...
    ... longitud_min, longitud_max, bandera_prediccion)
```

```
    si (estado ≠ EXITOSO):
      regresar estado
    estado_trabajo_nuevo = ALGORITMO_CAMBIAR_SEMILLA(estado_trabajo, ...
      ... entrada_entropia, entrada_adicional)
    Reemplazar el valor de estado_trabajo con estado_trabajo_nuevo
    regresar (EXITOSO)
  fin
```

Pseudocódigo 3.5: DRBG, cambio de semilla.

Generación Esta función es utilizada para generar bits pseudoaleatorios después de haber utilizado la función de instanciación o de cambio de SEMILLA. Se encarga de validar los parámetros de entrada, llamar a la función de cambio de SEMILLA cuando sea requerida ENTROPÍA extra, generar los bits pseudoaleatorios, actualizar el estado de trabajo y regresar los bits a la aplicación consumidora que los pidió. La función tiene las siguientes entradas:

1. Manejador de estado.
2. El número de bits que se requieren.
3. El nivel de seguridad que se necesita.
4. Si debe ser resistente a predicción o no.
5. Entradas adicionales.
6. El estado de trabajo actual e información administrativa.

Después de haber sido generado, la salida consiste en lo siguiente

1. Estado.
2. Bits pseudoaleatorios.
3. Nuevo estado de trabajo.

El proceso para generar bits se puede observar en el pseudocódigo 3.6.

```
  entrada: bandera_prediccion, manejador_estado, entrada_adicional
           nivel_seguridad_requerido, no_bits_requeridos, estado_interno
  salida: estado, estado_trabajo, bits_pseudoaleatorios
  inicio
    si manejador_estado indica un estado inválido o sin uso:
      regresar (BANDERA_ERROR, NULL)
    si no_bits > no_bits_maximo
      regresar (BANDERA_ERROR, NULL)
    si nivel_seguridad_requerido > nivel_seguridad indicado en el estado interno:
      regresar (BANDERA_ERROR, NULL)
    si longitud(entrada_adicional) > longitud_max_entrada_adicional:
      regresar (BANDERA_ERROR, NULL)
    si se requiere resistencia de predicción y bandera_prediccion = falso:
      regresar (BANDERA_ERROR, NULL)
```

```
  Limpiar bandera_cambio_semilla_necesario
  si bandera_cambio_semilla_necesario o bandera_prediccion están puestas:
    estado = CAMBIO_SEMILLA(manejador_estado, prediccion_resistencia, entrada_adicional)
    si estado ≠ EXITOSO:
      regresar (estado, NULL)
    Obtener el nuevo estado interno
    entrada_adicional = NULL
    Poner en cero bandera_cambio_semilla_necesario
  (estado, bits_pseudoaleatorios, nuevo_estado_trabajo) = ALGORITMO_GENERAR(estado_trabajo, ...
    ... no_bits_requeridos, entrada_adicional)
  si estado indica que se requiere cambiar la semilla antes de poder generar bits:
    Activar bandera_cambio_semilla_necesario
    si se requiere resistencia de predicción:
      Activar bandera_prediccion
    Regresar al paso 7.
  Reemplazar el estado_trabajo con nuevo_estado_trabajo.
  regresar (EXITOSO, bits_pseudoaleatorios)
fin
```

Pseudocódigo 3.6: DRBG, generación.

Hay que tomar en cuenta cuando la implementación no tiene la capacidad de hacer el cambio de SEMILLA en el algoritmo: se quitan los pasos 6 y 7, y, si el estado indica que se necesita hacer el cambio, se regresa un error que indique que el DRBG no puede seguir siendo utilizado y hay que eliminar la instancia. También se debe tener en mente cuando se termina el ciclo de vida de la SEMILLA: cada que se llama al algoritmo generador, se revisa si el contador ha alcanzado el valor máximo que se encuentra en el estado interno; en caso de ser así, la función debe avisar que se requiere un cambio de SEMILLA.

Desinstanciación Esta función se encarga de liberar el estado interno de una instancia al borrar el contenido de su estado interno. La función requiere del manejador de estado de la instancia que se va a eliminar y regresa el estado de la función. El proceso para eliminar una instancia se puede observar en el pseudocódigo 3.7.

```
entrada:  manejador_estado
salida:   estado
inicio
  si manejador_estado indica un estado inválido:
    regresar (BANDERA_ERROR)
  Eliminar los contenidos del estado interno indicados por manejador_estado
  regresar (EXITOSO)
fin
```

Pseudocódigo 3.7: DRBG, desinstanciación.

Mecanismos basados en funciones hash Los mecanismos DRBG pueden estar basados en funciones hash de un solo sentido; dos mecanismos basados en estas funciones son los HASH_DRBG y HMAC_DRBG. El nivel de seguridad que puede soportar cada uno es el nivel de resistencia a la PREIMAGEN que tiene la función hash (véase sección 2.4). El mecanismo HASH_DRBG requiere el uso de una misma función hash en las funciones de instanciación, cambio de SEMILLA y generación. El nivel de seguridad de la función hash a utilizar debe igualar o ser mayor al nivel que se requiere por la aplicación consumidora del DRBG. En cambio, el mecanismo HMAC_DRBG utiliza múltiples ocurrencias de una función hash con llave; la misma función hash debe ser utilizada a lo largo del proceso de instanciación. Al igual que HASH_DRBG, la función hash debe tener, al menos, el mismo nivel de seguridad que la aplicación consumidora requiere para la salida del DRBG.

Mecanismos basados en cifradores por bloque Un cifrado por bloques DRBG está basado en un algoritmo de cifrado por bloques. La seguridad que puede alcanzar el DRBG depende del cifrado por bloques y el tamaño de llave utilizado. Se tiene al mecanismo CTR_DRBG, que utiliza un cifrado por bloques aprobado con el modo de operación de contador (véase sección 2.2.10); debe utilizarse el mismo algoritmo de cifrado y tamaño de llave para todas las operaciones de cifrado por bloques en el DRBG. El CTR_DRBG tiene una función actualizadora que es llamada por los algoritmos de instanciación, generación y cambio de semilla para ajustar el estado interno cuando hay nueva ENTROPÍA, se le dan entradas adicionales o cuando se actualiza el estado interno después de generar bits pseudoaleatorios.

Garantías Los usuarios de un DRBG requieren una garantía de que el generador en verdad produce bits pseudoaleatorios, que el diseño, implementación y uso de servicios criptográficos son adecuados para proteger la información del usuario y, finalmente, necesita una garantía de que el generador sigue operando correctamente. La implementación debe ser validada por un laboratorio acreditado por NATIONAL VOLUNTARY LABORATORY ACCREDITATION PROGRAM (NVLAP) para tener la certeza de que el mecanismo está bien implementado. Se requiere, además, para garantizar el funcionamiento del mecanismo, lo siguiente:

Documentación mínima se debe proveer, al menos, el siguiente conjunto de documentos; una gran parte podrían pertenecer al manual de usuario:

1. Documentación del método para obtener la entrada de entropía.
2. Documentar cómo la implementación fue diseñada para permitir la validación de la implementación y revisar su estado.
3. Documentar el tipo de mecanismo DRBG y las primitivas criptográficas utilizadas.
4. Documentar los niveles de seguridad soportados por la implementación.
5. Documentar las características que soporta la implementación.

6. Si las funciones del DRBG están distribuidas, especificar los mecanismos que se usan para proteger la confidencialidad e integridad de las partes del estado interno que son trasnferidas entre las partes distribuidas del DRBG.
7. Indicar si se utiliza una función de derivación; si no se utiliza, documentar que la implementacion solo puede utilizarse cuando la entrada de ENTROPÍA completa está disponible.
8. Documentar todas las funciones de soporte.
9. Si se requieren hacer pruebas periódicas para la función generadora, documentar los intervalos y justificarlos.
10. Documentar si las funciones del DRBG pueden ser puestas a prueba sobre demanda.

Pruebas de validación de la implementación El mecanismo DRBG debe ser diseñado para ser probado y poder asegurar que el producto está correctamente implementado. Debe proveerse una interfaz para realizarle pruebas que permita insertar los datos de entrada y obtener los datos de salida. Todas las funciones que se incluyen en la implementación deben ser probadas en la funcionalidad de las pruebas de salud.

Pruebas de salud La implementación DRBG debe realizarse pruebas de salud a sí mismo para asegurarse de que continua operando correctamente. Se deben realizar pruebas del tipo *known answer*, donde se tiene una entrada para la que ya se sabe la respuesta correcta.

Manejo de errores Se indica para cada función del mecanismo qué errores son los esperados; es menester indicar el tipo de error que ocurrió.

3.1.3. Lista de posibles algoritmos

En esta sección se presentan todos los algoritmos para generar TOKENS encontrados. Además de una descripción del funcionamiento, cada algoritmo se clasifica según las categorías establecidas por el PCI SSC expuestas en la sección anterior.

3.1.3.1. *A Cryptographic Study of Tokenization Systems*

Por claridad de contenidos, se establecen las siglas *ACSTS* para referirse a este algoritmo en futuras ocasiones.

En **doc˙sandra** se analiza formalmente el problema de la generación de TOKENS y se propone un algoritmo que no está basado en FORMAT PRESERVING ENCRYPTION (FPE). Hasta antes de la publicación de este documento, los únicos métodos para generar TOKENS cuya seguridad estaba formalmente demostrada eran los basados en FPE.

El algoritmo propuesto usa PRIMITIVAS CRIPTOGRÁFICAS para generar TOKENS aleatorios y almacena

en una base de datos (CDV) la relación original de estos con los PAN. Es, por tanto, un algoritmo tokenizador reversible, y también, pese a la contradiccón con el nombre, no criptográfico. En el pseudocódigo 3.8 se muestra el proceso de tokenización, mientras que en 3.9 está la detokenización.

```
entrada: PAN p; información asociada d; llave k
salida:  token
inicio
  S1 ← buscarPAN(p)
  S2 ← buscarInfoAsociada(d)
  si S1 y S2 = 0:
    t ← RN(k)
    insertar(t, p, d)
  sino:
    t ← S1
  fin
  regresar t
fin
```

Pseudocódigo 3.8: *ACSTS*, método de tokenización

```
entrada: token t; información asociada d; llave k
salida:  PAN
inicio
  S1 ← buscarToken(t)
  S2 ← buscarInfoAsociada(d)
  si S1 y S2 = 0:
    regresar error
  sino:
    p ← S1
  fin
  regresar p
fin
```

Pseudocódigo 3.9: *ACSTS*, método de detokenización

La mayor parte del proceso de tokenización y toda la detokenización son bastante fáciles de comprender; lo único que queda por esclarecer es la función generadora de TOKENS aleatorios RN_k. Idealmente, esta función debe regresar un elemento uniformemente aleatorio del espacio de TOKENS. La propuesta que se hace en **doc˙sandra** para instanciar esta función se presenta en el pseudocódigo 3.10. Aquí, la variable *contador* mantiene un estado del algoritmo (mantiene su valor a lo largo de las distintas llamadas); el espacio de TOKENS contiene cadenas de longitud fija μ de un alfabeto AL cuya cardinalidad es l; el número de bits necesarios para enumerar a todo el alfabeto se guardan en $\lambda = \lceil \log_2 l \rceil$.

```
entrada: llave k
salida:  token
inicio
```

```
    X ← f(k, contador)
    X_1, X_2, ..., X_m ← cortar(X, λ)
    t ← ""
    i ← 0
    mientras |t| ≠ μ:
      si entero(X_i) ≤ l:
        t ← t + entero(X_i)
      fin
      i ← i + 1
    fin
    contador ← contador + 1
    regresar t
  fin
```

Pseudocódigo 3.10: *ACSTS*, generación de TOKENS aleatorios

En el pseudocódigo 3.10 lo primero que se hace es utilizar una PRIMITIVA CRIPTOGRÁFICA f para generar una cadena binaria (hablaremos sobre este punto más adelante); esta cadena (nombrada X) se parte en subcadenas de λ bits; después se itera de manera consecutiva sobre estas subcadenas binarias, si la representación entera de la i-ésima está en el rango del alfabeto de los TOKENS, entonces se concatena al token resultado, sino, se pasa a la siguiente subcadena. La longitud de la cadena regresada por f debe ser, aproximadamente, $3\mu\lambda$: dado que se espera que el comportamiento de f sea EQUIPROBABLE, entonces el ciclo correrá un promedio de 2μ veces.

Existen varios candidatos viables para f: un cifrado de flujo (sección 2.3), pues el flujo de llave de estos produce cadenas de aspecto aleatorio; un cifrado por bloques (sección 2.2), utilizando un modo de operación de contador (sección 2.2.10.4); un TRUE RANDOM NUMBER GENERATOR (TRNG) para obtener secuencias de bits verdaderamente aleatorias.

Por último hay que aclarar que el algoritmo presentado en el pseudocódigo 3.8 debe recibir un par de modificaciones más: al momento de generar un TOKEN debe existir una validación que verifique que este sea único (para evitar que dos PAN tengan un mismo TOKEN); la base de datos debe estar cifrada, por lo que, antes de hacer inserciones y después de hacer consultas, deben existir las operaciones correspondientes.

3.1.3.2. *Several Proofs of Security for a Tokenization Algorithm*

Longo, Aragona y Sala **aragona**, propusieron en 2017, un algoritmo del tipo híbrido reversible. Este está basado en un cifrado de bloques con una llave secreta y una entrada adicional.

El número de una tarjeta (PAN) está conformado por tres partes concatenadas: el número que identifica al emisor de la tarjeta, el que identifica la cuenta y un número de verificación. Se considera que reemplazar la primera parte por un código fijo da como resultado un TOKEN ya.

Las entradas del algoritmo son el PAN y una entrada adicional. Esta última permite que se generen varios TOKENS para el mismo PAN.

El algoritmo necesita una función f pública que, dada una cadena de longitud m regrese una de longitud n (véase sección de funciones hash 2.4). Se toman solo cifrados cuyo tamaño de bloque sea de mínimo 128 bits. La función f se encarga de poner el relleno en la entrada para completar el bloque del cifrado y permitir la creación de varios TOKENS para el mismo PAN utilizando la misma llave en el proceso de cifrado. Finalmente, el algoritmo necesita una base de datos segura que se encargará de contener los pares PAN-TOKEN. Al momento de crear los TOKENS, se necesita acceder a la base de datos mediante una FUNCIÓN BOOLEANA *comprobar* que revisa si el TOKEN generado ya está almacenado en la base.

Como se desea obtener un TOKEN que tenga el mismo número de dígitos que el PAN (longitud l) ingresado, se deben tomar en cuenta solo una fracción de las posibles salidas del cifrado E; para resolver este problema, se utiliza un método conocido como el CIFRADO DE CAMINATA CÍCLICA.

El algoritmo de tokenización es el siguiente:

```
entrada: PAN p; entrada_adicional u; llave k
salida:  token
inicio
  t = f(u,p) (paso 1)
  c = E(k,t) (paso 2)
  si (c̄ mód 2^n) ≥ 10^l
    t = c
    Regresar al paso 2 (obtener c).
  fin
  token = [c̄ mód 2^n]_10^l
  si comprobar(token) = verdadero
    u = u + 1
    Regresar al paso 1 (obtener t).
  fin
  regresar token
fin
```

Pseudocódigo 3.11: Híbrido reversible, método de tokenización

3.1.3.3. Cifrados que preservan el formato

***Tweakable Encyphering Escheme* (TES)** La información que aquí se presenta puede ser consultada con mayor detalle en **cifradores˙de˙disco** y **tweaks**.

La principal motivación para el diseño de TWEAKABLE ENCYPHERING SCHEME (TES) son los TWEAKABLE BLOCK CIPHER (TBC), los cuales fueron pensados como un medio de proveer de variabilidad a

los cifrados por bloques. En el esquema original, un cifrado por bloques es totalmente determinístico: para el mismo mensaje y la misma llave, el texto cifrado generado es siempre el mismo. Los TBC agregan un *tweak* a la entrada de un cifrador por bloques para darle variabilidad; de esta manera, una misma llave y un mismo mensaje, ya no producen siempre el mismo texto cifrado. El papel del *tweak* es bastante similar al del VECTOR DE INICIALIZACIÓN, solo que este último opera a nivel de los modos de operación.

Es importante resaltar las diferencias entre el papel del *tweak* y el papel de la llave: esta provee de incertidumbre a un adversario, mientras que el *tweak* proporciona variabilidad. Mantener el *tweak* en secreto no debería proporcionar mayores niveles de seguridad; de hecho, una condición en el diseño de TBC es que la seguridad del cifrado por bloques no se ve incrementada (ni decrementada) por la introducción del *tweak*.

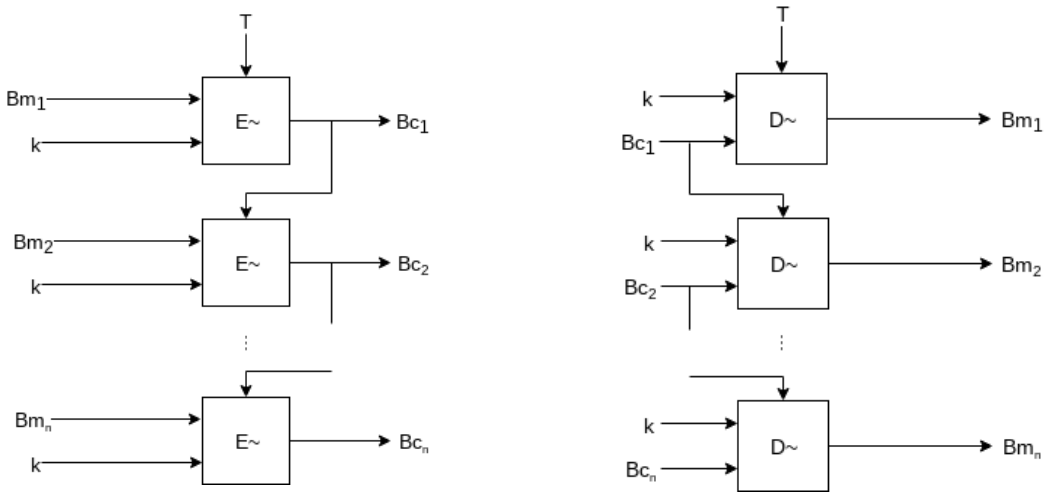
En la ecuación 3.2 se muestra la firma para un cifrado por bloques con un *tweak*. Comparando esta función con la de la ecuación 2.3 (véase sección de cifrados por bloques, 2.2) se agrega un conjunto más al producto cruz de la entrada: una cadena de bits de tamaño t (el espacio de los *tweaks*).

$$\tilde{E} : \{0,1\}^k \times \{0,1\}^y \times \{0,1\}^n \longrightarrow \{0,1\}^n \tag{3.2}$$

En las siguientes ecuaciones se muestran algunas de las construcciones para TBC propuestas a la fecha:

$$\tilde{E}_k(T, M) = E_k(T \oplus E_k(M)) \tag{3.3}$$
$$\tilde{E}_{k,h}(T, M) = E_k(M \oplus h(T)) \oplus h(T) \tag{3.4}$$
$$\tilde{E}_k(T, M) = E_k(M \oplus E_k(T)) \tag{3.5}$$
$$\tilde{E}_k(T, M) = E_k(M \oplus E_k(T)) \oplus E_k(T) \tag{3.6}$$

Con los TBC se pueden crear modos de operación análogos a los que se usan con los cifrados por bloques estándares. En la figura 3.6 el TWEAKABLE BLOCK CHAINING (TBC), que es análogo a CBC (sección 2.2.10.2).



(a) Cifrado.

(b) Descifrado.

Figura 3.6: Modo de operación TBC.

Los TBC son usados para la construcción de TES. Para estos existen dos clasificaciones: *encrypt-mask-encrypt* y *hash-counter-hash*. En la primera clasificación se encuentran aquellos que cuentan con dos capas de cifrado y una de enmascaramiento; algunos ejemplos de esta son CBC-Mask-CBC (CMC), ECB-Mask-ECB (EME) y Arbitrary Block Length Mode (ABL). La segunda consiste en dos funciones hash con un cifrado por bloques en modo de operación de contador (sección 2.2.10.5); algunos ejemplos son Extended Codebook (XCB), Hash CTR (HCTR) y HCH.

La cuestión que queda por esclarecer ahora es, ¿cuál es la ventaja de utilizar TBC en lugar de cifrados por bloques normales?, o en otro nivel, ¿cuál es la ventaja de utilizar modos de operación basados en *tweaks* a modos de operación con vectores de inicialización? Una primera impresión es que se trata de lo mismo: ambos, el *tweak* y el vector de inicialización, son entradas extras que permiten introducir variabilidad en los cifrados por bloques.

El primer punto clave es que los *tweaks* introducen una división semántica más en el análisis y diseño de modos de operación. En el esquema tradicional solo existen dos divisiónes: el nivel bajo, referente a los cifrados por bloques; y el nivel alto, referente a los modos de operación. Con los *tweaks*, el problema de los modos de operación se divide en dos: cómo diseñar buenos TBC, y cómo diseñar buenos modos de operación basados en TBC. Este nuevo enfoque permite filtrar nuevos problemas en un nivel en particular sin que se afecten a las construcciones de los otros niveles. El segundo punto clave es que los TES pueden ser diseñados para recibir mensajesde longitud arbitraria y regresar cifrados de su misma longitud.

Algoritmo *BPS* La información que aquí se presenta puede ser consultada con mayor detalle en **bps**.

BPS es uno de los algoritmos de cifrado que preservan el formato existentes, y es capaz de cifrar cadenas de longitudes casi arbitrarias que estén formadas por cualquier conjunto de caracteres.

BPS está conformado por 2 partes fundamentales, un cifrado interno *BC*, encargado de cifrar bloques de longitud fija; y un modo de operación, encargado de extender la funcionalidad de el cifrador *BC* y permitir que *BPS* cifre cadenas de varias longitudes.

El cifrado interno *BC* El cifrado por bloques que usa *BPS* internamente se define como

$$BC_{F,s,b,w}(X, K, T) \tag{3.7}$$

Donde:

- F es un cifrador por bloques de f bits de salida, por ejemplo: TDES, AES, SHA-2.
- s es la cardinalidad del conjunto de caracteres del bloque a cifrar.
- b es la longitud del bloque a cifrar, cumpliendo con $b \leq 2 \cdot |log_s(2^{f-32})|$.
- w es el número (par) de rondas de la red Feistel interna (véase 2.2.3).
- X es la cadena o bloque de longitud b a cifrar.
- K es una llave acorde al cifrador por bloques F.
- T es un tweak de 64 bits.

(Proceso de cifrado BC.)

Para poder cifrar la cadena X:

1. Se tiene que dividir el tweak T de 64 bits en 2 subtweaks T_L y T_R de 32 bits. Viendo a T como un número entero codificado en binario se puede calcular $T_R = T \mod 2^{32}$ y $T_L = (T - T_R)/2^{32}$
2. Igualmente, se tiene que dividir en 2 la cadena X para obtener las subcadenas X_L y X_R con una longitud l y r respectivamente. Dado que la longitud b de la cadena no siempre es par, se tiene que, si b es par, entonces tanto l como r son igual a $b/2$, pero en caso de que b sea impar, l va a ser igual a $(b+1)/2$ y r igual a $(b-1)/2$.
3. Partiendo de que el cifrador *BC* se compone de w rondas de una red Feistel, se define L_i y R_i (parte izquierda y parte derecha de la red en la i-ésima ronda), y se inicializan en:

$$L_0 = \sum_{j=0}^{l-1} X_L[j] \cdot s^j \tag{3.8}$$

$$R_0 = \sum_{j=0}^{r-1} X_R[j] \cdot s^j \tag{3.9}$$

4. Ahora por cada ronda $i < w$ y cifrando con el cifrador por bloques E.

   Si i es par:

$$L_{i+1} = L_i \boxplus E_K((T_R \oplus i) \cdot 2^{f-32} + R_i) \qquad (mod\ s^l) \tag{3.10}$$

$$R_{i+1} = R_i \tag{3.11}$$

   Si i es impar:

$$R_{i+1} = R_i \boxplus E_K((T_L \oplus i) \cdot 2^{f-32} + L_i) \qquad (mod\ s^r) \tag{3.12}$$

$$L_{i+1} = L_i \tag{3.13}$$

5. Por último se tiene que descomponer tanto a L_w como a R_w para obtener a Y_L y a Y_R respectivamente, las cuales concatenadas $(Y_L \parallel Y_R)$ dan la cadena de salida Y.

   El proceso para hacer la descomposición se muestra en el pseudocódigo 3.12.

```
entrada:  bloque N_w de longitud n.
salida:   bloque Y_N
inicio
  para i = 0 hasta n - 1
    Y_N[i] = N_w mod s
    N_w = (N_w - Y_N[i])/s
fin
```

Pseudocódigo 3.12: Proceso de descomposición de L_w o R_w.

De forma general, el proceso de cifrado se describe en el pseudocódigo 3.13.

```
entrada:  la llave K, el tweak T, la cadena X de longitud b formada por el conjunto S
          de cardinalidad s, la función de cifrado F, y el número de rondas w.
salida:   La cadena cifrada Y.
inicio
  calcular T_R = T mód 2^32 y T_L = (T - T_R)/2^32
  asignar l = r = b/2
```

```
inicializar L_0 = ∑_{j=0}^{l-1} X[j] · s^j
inicializar R_0 = ∑_{j=0}^{r-1} X[j+l] · s^j
para i = 0 hasta i = w − 1
  si i es par
    L_{i+1} = L_i ⊞ F_K((T_R ⊕ i) · 2^{f−32} + R_i)      (mod s^l)
    R_{i+1} = R_i
  si i es impar
    R_{i+1} = R_i ⊞ F_K((T_L ⊕ i) · 2^{f−32} + L_i)      (mod s^r)
    L_{i+1} = L_i
para i = 0 hasta i = l − 1
  Y_L[i] = L_w mod s
  L_w = (L_w − Y_L[i])/s
para i = l hasta i = r − 1
  Y_R[i] = R_w mod s
  R_w = (R_w − Y_R[i])/s
determinar Y = Y_L ‖ Y_R
fin
```

Pseudocódigo 3.13: Proceso de cifrado BC.

(Proceso de descifrado BC^{-1}.)

Para poder descifrar la cadena Y:

1. Se tiene que dividir en 2 la cadena Y, para obtener las subcadenas Y_L y Y_R con una longitud l y r respectivamente, de igual forma que se hizo con la cadena X en el proceso de cifrado.

2. Partiendo de que el proceso de descifrado se compone de w rondas, se define L_i y R_i y se inicializan en:

$$L_w = \sum_{j=0}^{l-1} Y_L[j] \cdot s^j \tag{3.14}$$

$$R_w = \sum_{j=0}^{r-1} Y_R[j] \cdot s^j \tag{3.15}$$

3. Ahora, comenzando con $i = w - 1$, para cada ronda $i \geq 0$.

   Si i es par:

$$L_i = L_{i+1} \boxminus E_K((T_R \oplus i) \cdot 2^{f-32} + R_{i+1}) \qquad (mod\ s^l) \tag{3.16}$$

$$R_i = R_{i+1} \tag{3.17}$$

Si i es impar:

$$R_i = R_{i+1} \boxminus E_K((T_L \oplus i) \cdot 2^{f-32} + L_{i+1}) \qquad (mod\ s^r) \tag{3.18}$$

$$L_i = L_{i+1} \tag{3.19}$$

4. Finalmente se tienen que descomponer L_0 y R_0 (con el mismo proceso de descomposición descrito en el cifrado) para obtener a X_L y X_R, las cuales concatenadas ($X_L \parallel X_R$) dan la cadena de salida X.

De forma general, el proceso de descifrado se describe en el pseudocódigo 3.14.

```
entrada: la llave K, el tweak T, la cadena Y de longitud b formada por el conjunto S
         de cardinalidad s, la función de cifrado F, y el número de rondas w.
salida: La cadena X.
inicio
  calcular T_R = T mód 2^32 y T_L = (T − T_R)/2^32
  asignar l = r = b/2
  inicializar L_w = Σ_{j=0}^{l−1} Y[j] · s^j
  inicializar R_w = Σ_{j=0}^{r−1} Y[j + l] · s^j
  para i = w − 1 hasta i = 0
  si i es par:
    L_i = L_{i+1} ⊟ F_K((T_R ⊕ i) · 2^{f−32} + R_{i+1})   (mod s^l)
    R_i = R_{i+1}
  si i es impar:
    R_i = R_{i+1} ⊟ F_K((T_L ⊕ i) · 2^{f−32} + L_{i+1})   (mod s^r)
    L_i = L_{i+1}
  para i = 0 hasta i = l − 1
    X_L[i] = L_w mod s
    L_w = (L_w − X_L[i])/s
  para i = l hasta i = r − 1
    X_R[i] = R_w mod s
    R_w = (R_w − X_R[i])/s
  determinar X = X_L ∥ X_R
fin
```

Pseudocódigo 3.14: Proceso de descifrado BC^{-1}.

El modo de operación En cuanto al modo de operación de *BPS*, se puede decir que es un equivalente al modo de operación CBC (véase 2.2.10.2), ya que el bloque BC_n utiliza el texto cifrado de la salida del bloque BC_{n-1}, con la distinción de que en lugar de aplicar operaciones *xor* usa sumas modulares carácter por carácter, y de que no utiliza un VECTOR DE INICIALIZACIÓN, a pesar de soportar su uso.

Algo importante a resaltar de este modo de operación es que, en caso de que el texto en claro no tenga una longitud total que sea múltiplo de la longitud de bloque b, al cifrar el último bloque se recorre

el cursor que determina el inicio del mismo, hasta que su longitud concuerde con b, esto se puede ver de forma gráfica en la figura 3.7.

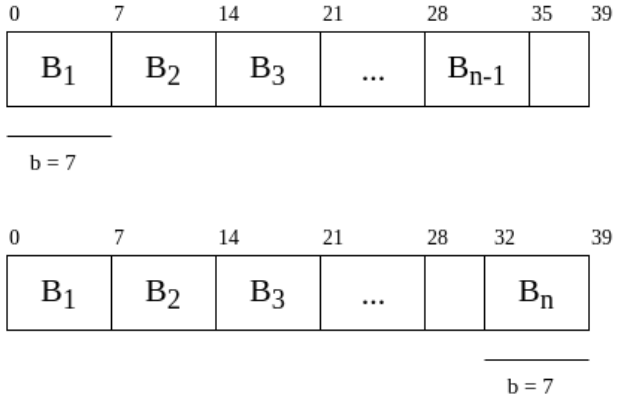


Figura 3.7: Ejemplo del corrimiento de cursor para la selección del ultimo bloque en el modo de operación de *BPS*.

En la figura 3.8 se ve de manera gráfica el funcionamiento del modo de operación de *BPS*.

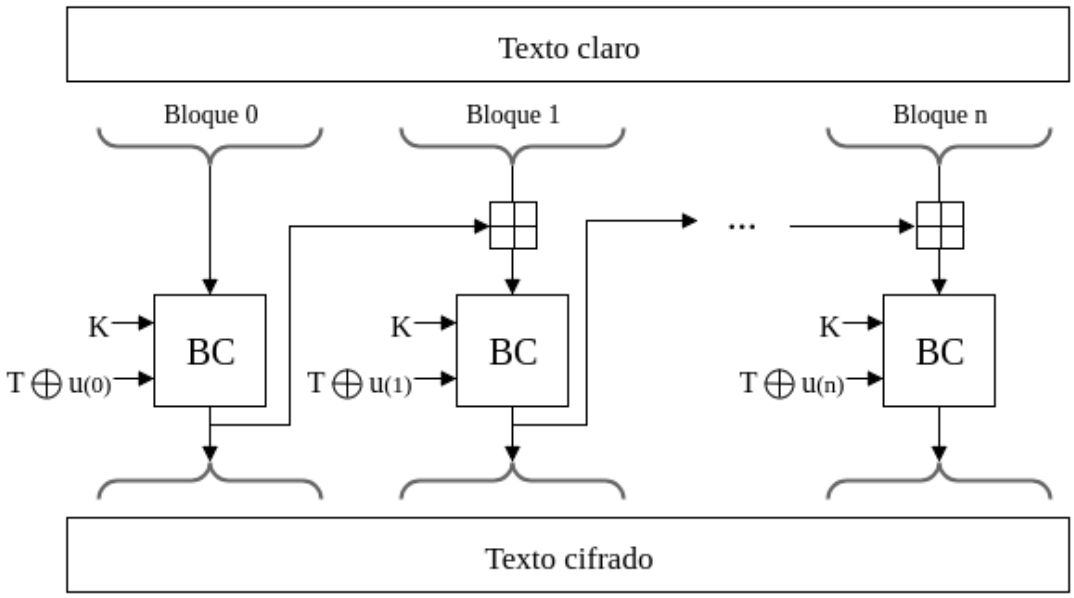


Figura 3.8: Modo de operación de *BPS*.

Otra particularidad del modo de operación es el uso del contador u de 16 bits, que es utilizado para aplicar una operación *xor* al tweak T que entra a cada uno de los bloques BC. Recordando que T es de 64

bits, el *xor* se aplica a los 16 bits más significativos de ambas mitades de tweak, esto debido a cada mitad de tweak funciona de manera independiente en el cifrador BC, y a que no se desea un traslape entre el contador externo u y el contador i interno en BC.

Características generales Como se observó, *BPS* está basado en las redes Feistel, lo cual puede verse como una ventaja, debido al amplio estudio que tienen. Además, usa algoritmos de cifrado o funciones hash estandarizadas de forma interna, lo cual hace más comprensible y fácil su implementación.

BPS es un cifrado que preserva el formato capaz de cifrar cadenas de un longitud de 2 hasta $max(b) \cdot 2^b$ caracteres (donde $max(b)$ es el tamaño máximo de bloque), formadas por cualquier conjunto.

Se puede considerar que *BPS* es eficiente, debido a que la llave K usada en cada bloque BC es constante, y a que además usa un número reducido de operaciones internas en comparación con otros algoritmos de cifrado que preservan el formato.

Por último, se puede resaltar que el uso de tweaks protege a *BPS* de ataques de diccionario, los cuales son fáciles de cometer cuando el dominio de la cadena a cifrar es muy pequeño.

Recomendaciones Se recomienda que el número de rondas w de la red Feistel sea 8, dado que es una número de rondas eficiente, y se ha estudiado la seguridad de *BPS* con este w.

Es recomendable que como tweak se use la salida truncada de una función hash, en donde la entrada de la función puede ser cualquier información relacionada a los datos que se deseen proteger, como por ejemplo fechas, lugares, o parte de los datos que no se deseen cifrar.

3.2. API web

3.3. Tienda en línea

Glosario

Glosario de términos criptográficos y matemáticos. Las principales fuentes bibliográficas usadas son **menezes** y **stallings**; en caso de tratarse de una fuente distinta, se indica en la entrada en particular.

1. Autenticación de origen

Tipo de autenticación donde se corrobora que una entidad es la fuente original de la creación de un conjunto de datos en un tiempo específico. Por definición, la *autenticación de origen* incluye la integridad de datos, pues cuando se modifican los datos, se tiene una nueva fuente. 1, 37, 52, *véase también* INTEGRIDAD DE DATOS.

2. Autenticación multifactor

(*Multi-factor authentication*) Método de autenticación que requiere al menos dos métodos (independientes entre sí) para identificar al usuario. 1, 42, 49

3. Autenticación mutua

(*Mutual authentication*) Autenticación en la cual cada una de las partes identifica a la otra. 1, 42

4. Biyección

Dicho de las funciones que son inyectivas y suprayectivas al mismo tiempo; en otras palabras, que todos los elementos del conjunto de salida tengan una imagen distinta en el conjunto de llegada y a cada elemento del conjunto de llegada le corresponde un elemento del conjunto de salida. 1, 13, *véase también* INYECTIVA, SUPRAYECTIVA, FUNCIÓN y IMAGEN.

5. Cifrado de caminata cíclica

(*Cycle-walking cipher*) Método diseñado para cifrar mensajes de un espacio M utilizando un algoritmo de cifrado por bloques que actúa en un espacio $M' \supset M$ y obtener textos cifrados que están en M al cifrar iterativamente hasta que el mensaje cifrado se encuentra en el dominio deseado. 1, 75

6. Cifrado iterativo

(*Iterated block cipher*) Cifrado de bloque que involucra la repetición secuencial de una función interna llamada función de ronda. Los parámetros incluyen el número de rondas, el tamaño de bloque y el tamaño de llave. 1, 10, *véase también* RONDA.

7. Circuito booleano

(*Boolean circuit*) Modelo matemático definido en términos de compuertas lógicas digitales (AND, OR, NOT, etc.). 1

8. Codominio

Una función mapea a los elementos de un conjunto A con elementos de un conjunto B; A es el dominio y B es el *codominio*. 1, *véase también* FUNCIÓN y DOMINIO.

9. Computacionalmente indistinguible

(*Computational indistinguishability*) Para un A tomado de algún conjunto de distribución y un circuito booleano C (con las suficientes entradas), p_C^A es la probabilidad de que la salida del circuito booleano C sea 1 para una entrada de A. Se dice que los conjuntos de distribución $\{A_k\}$ y $\{B_k\}$ son *computacionalmente indistinguibles* si para cualquier familia de circuitos de tamaño polinomial $C = \{C_k\}$, la función $e(k) = |p_{A_k}^{C_k} - p_{B_k}^{C_k}|$ es despreciable **DBLP:conf/stoc/BeaverMR90**.
Otra forma de expresarlo, en un contexto más criptográfico, es como la incapacidad de un adversario de distingir si la salida de una primitiva criptográfica es una permutación aleatoria o una permutación pseudoaleatoria: una permutación P es segura (en términos de un ataque de texto cifrado conocido) cuando es *computacionalmente indistingible* de una permutación aleatoria. 1, 59, *véase también* FUNCIÓN, FUNCIÓN DESPRECIABLE, CONJUNTO DE DISTRIBUCIÓN y CIRCUITO BOOLEANO.

10. Computacionalmente no factible

(*Computationally infeasible*) Se dice que una tarea es *computacionalmente no factible* si su costo (medido en términos de espacio o de tiempo) es finito pero ridículamente grande. 1, 41

11. Conjunto de distribución

(*Distribution ensemble*) Un *conjunto de distribución* $\{A_k\}$ es una familia de medidas de probabilidad en $\{0,1\}^*$ para la cual hay un polinomio q tal que las únicas cadenas de longitud mayor a $q(k)$ tienen una probabilidad distinta de cero en $\{A_k\}$ **DBLP:conf/stoc/BeaverMR90**. 1

12. Criptografía fuerte

(*Strong cryptography*) De acuerdo al PCI SSC (en **dss˙glosario**), es la criptografía basada en algorítmos probados y aceptados en la industria, junto con longitudes de llaves fuertes y buenas prácticas de administración de llaves. 1, 40, 42, 54

13. Criptología

Estudio de los sistemas, claves y lenguajes secretos u ocultos. 1, 4, 5

14. Distribución de probabilidad

Una distribución de probabilidad P en el conjunto de eventos S es una secuencia de números positivos p_1, p_2, ... p_n que sumados dan 1. Donde p_i se interpreta como la probabilidad de que el evento s_i ocurra. 1

15. Distribución uniforme

Distribución de probabilidad en la que todos los elementos tienen la misma probabilidad ocurrencia. 1, 63, *véase también* DISTRIBUCIÓN DE PROBABILIDAD.

16. Dominio

El *dominio* de una función $f(x)$ es el conjunto de valores para los cuales la función está definida. 1, *véase también* FUNCIÓN y CODOMINIO.

17. Entropía

Definida para una función de probabilidad de distribución discreta, mide cuánta información en promedio es requerida para identificar muestras aleatorias de esa distribución. 1, 10, 43, 57, 58, 64–69, 71, 72, *véase también* FUNCIÓN y DISTRIBUCIÓN DE PROBABILIDAD.

18. Equiprobable

Se dice que un conjunto de eventos es equiprobable cuando cada uno tiene la misma probabilidad de ocurrencia. 1, 45, 74

19. Estadísticamente independiente

Dicho de la ocurrencia de dos eventos E_1 y E_2: si $P(E_1 \cap E_2) = P(E_1)P(E_2)$ entonces E_1 y E_2 son *estadísticamente independientes* entre sí. Es importante notar que si esto ocurre, entonces $P(E_1|E_2) = P(E_1)$ y $P(E_2|E_1) = P(E_2)$, es decir, la ocurrencia de uno no tiene ninguna influencia en las probabilidades de ocurrencia del otro. 1, 45, 46, *véase también* PROBABILIDAD CONDICIONAL.

20. Fuerza efectiva

Para un espacio de llaves K, su *fuerza efectiva* es $\log_2 |K|$ (el logaritmo base dos de su cardinalidad). 1, 45, 47, 54

21. Función

Regla entre dos conjuntos A y B de manera que a cada elemento del conjunto A le corresponda un único elemento del conjunto B. 1, *véase también* CODOMINIO y DOMINIO.

22. Función booleana

Son las funciones que mapean f a un valor del conjunto booleano $0, 1$ o *verdadero* y *falso*. Formalmente, se define como $f : B^n \to B$, donde $B = 0, 1$ y n un entero no negativo que corresponde al número de argumentos, o variables, que necesita la función. 1, 75, *véase también* FUNCIÓN.

23. Función despreciable

(*Negligible function*) Una función $e : N \to R$ es *despreciable* si, para todos los enteros positivos c, existe un entero N_c tal que para todo $x \geq N_c$, $|e(x)| \leq \frac{1}{x^c}$. Esto significa que $e(x)$ se desvanece más

rápido que el inverso de cualquier polinomio **DBLP:conf/stoc/BeaverMR90**. 1, *véase también* FUNCIÓN.

24. Imagen

Suponga que se tiene $x \in X$ y $y \in Y$ tal que $f(x) = y$; se dice entonces que y es la *imagen* de x bajo f, o que x es preimagen de y. 1, *véase también* PREIMAGEN, FUNCIÓN, DOMINIO y CODOMINIO.

25. Integridad de datos

Propiedad en la que los datos no han sido alterados sin autorización desde que fueron creados, transmitidos o almacenados por una fuente autorizada. Operaciones que insertan, eliminan, modifican o reordenan bits invalidan la *integridad de los datos*. La *integridad de los datos* incluye que los datos estén completos y, cuando los datos son divididos en bloques, cada bloque cumplir con lo mencionado anteriormente. 1, 37

26. Inyectiva

Una función $f : D_f \to C_f$ es *inyectiva* (o uno a uno) si a diferentes elementos del dominio le corresponden diferentes elementos del codominio; se cumple para dos valores cualesquiera $x_1, x_2 \in D_f$ que $x_1 \neq x_2 \implies f(x_1) \neq f(x_2)$. 1, *véase también* FUNCIÓN, DOMINIO, CODOMINIO, BIYECCIÓN y SUPRAYECTIVA.

27. Material de llaves

(*keying material*) Conjunto de llaves criptográficas sin un formato específico. 1, 59, 60, 63, 64

28. Modo de operación

Construcción que permite extender la funcionalidad de un cifrado a bloques para operar sobre tamaños de información arbitrarios. 1, 9, 22–27, 47, 77, 99, 101, 102

29. Máquina de Turing

(*Turing machine*) Se considera como una cinta infinita dividida en casillas, cada una de las cuales contiene un símbolo. Sobre dicha cinta actúa un dispositivo que puede adoptar distintos estados y que, en cada instante, lee un símbolo de la casilla sobre la que está situado; dependiendo del símbolo leído y del estado en el que se encuentra, la máquina realiza las siguientes tres acciones: primero, pasa a un nuevo estado; segundo, imprime un símbolo en el lugar del que acaba de leer; y, tercero, se desplaza hacia la derecha, hacia la izquierda o se detiene. 1

30. Nonce

Valor que varía con el tiempo y es improbable que se repita. Por ejemplo, puede ser un valor aleatorio generado para cada uso, una etiqueta de tiempo, un número de secuencia o una combinación de los tres. 1, 64, 66, 67

31. Oráculo

Oracle machine Se refiere a una máquina abstracta utilizada para estudiar problemas de decisión. Puede verse como una máquina de Turing con una caja negra (llamada *oráculo*) que puede resolver ciertos problemas de decisión u obtener el valor de una función en una sola operación. 1, 44, *véase también* MÁQUINA DE TURING.

32. Permutación

Sea S un conjunto finito de elementos. Una *permutación* p en S es una biyección de S a sí misma (i. e. $p : S \to S$). 1, 6, 44, 46, *véase también* BIYECCIÓN.

33. Preimagen

Suponga que se tiene $x \in X$ y $y \in Y$ tal que $f(x) = y$; se dice entonces que x es *preimagen* de y, o que y es la imagen de x bajo f. 1, 33, 34, 71, *véase también* IMAGEN, FUNCIÓN, DOMINIO y CODOMINIO.

34. Primitiva criptográfica

(*Cryptographic primitive*) Algoritmos criptográficos que son usados con frecuencia para la construcción de protocolos de seguridad. En **menezes** se clasifican en tres categorías principales: de llave simétrica, de llave pública y sin llave. 1, 40, 44, 47, 73, 74

35. Probabilidad condicional

Sean E_1 y E_2 dos eventos, con $P(E_2) \geq 0$. La *probabilidad condicional* se denota por $P(E_1|E_2)$, y es igual a

$$P(E_1|E_2) = \frac{P(E_1 \cap E_2)}{P(E_2)}$$

Esto mide la probabilidad de que ocurra E_1 sabiendo que ya ocurrió E_2 1

36. Ronda

(*Round*) Bloque compuesto por un conjunto de operaciones que es ejecutado múltiples veces. Las *rondas* son definidas por el algoritmo de cifrado. 1, 10, 12–15, 18–21

37. Semilla

(*Seed*) Cadena de bits que es utilizada como entrada para los los mecanismos DRBG. Determina una parte del estado interno del DRBG. 1, 59, 64–71

38. Suprayectiva

Una función $f : D_f \to C_f$ es *suprayectiva* si todo elemento de su codominio C_f es imagen de por lo menos un elemento de su dominio D_f: $\forall b \in C_f \ \exists a \in D_f$ tal que $f(a) = b$. 1, *véase también* FUNCIÓN, DOMINIO, CODOMINIO, IMAGEN, BIYECCIÓN y INYECTIVA.

39. Tiempo polinomial

Se dice que una función computable o algoritmo es de *tiempo polinomial* cuando su complejidad está, en el peor de los casos, acotada por arriba por un polinomio sobre el tamaño de sus variables de entrada. Si se toma a f como una función computable, esta es de *tiempo polinomial* si $f \in O(n^k)$ donde $k \geq 1$. 1, 59

40. Token

Valor representativo que se usa en lugar de información valiosa. 1, 40–46, 49, 72–75, 99, 103

41. Vector de inicialización

Cadena de bits de tamaño fijo que sirve como entrada a muchas primitivas criptográficas (e. g. algunos modos de operación). Generalmente se requiere que sea generado de forma aleatoria. 1, 24–27, 29, 53, 61, 76, 77, 81, *véase también* MODO DE OPERACIÓN y PRIMITIVA CRIPTOGRÁFICA.

Siglas y acrónimos

Criptográficos

ABL Arbitrary Block Length Mode. 77

AES Advanced Encryption Standard. 7, 14, 32, 36, 43, 47, 78

CAVP Cryptographic Algorithm Validation Program. 47

CBC Cipher-block Chaining. 24, 25, 27, 37, 47, 77, 95, 99, 102

CFB Cipher Feedback. 25–27, 47, 99, 102

CMAC Cipher-based Message Authentication Code. 59, 63

CMC CBC-Mask-CBC. 77

CRHF Collision-Resistant Hash Function. 34

CSP Critical Security Parameter. 66, 67

CTR Counter Mode. 27, 47, 77, 96, 102

DES Data Encryption Standard. 7, 13, 14, 18, 37, 47, 97

DH Diffie-Hellman. 47, 95

DHE DH Ephemeral. 47

DRBG Deterministic Random Bit Generator. 64–67, 70–72, 93

DSA Digital Signature Algorithm. 47, 95

ECB Electronic Codebook. 22–24, 77, 95, 99, 102

ECC Elliptic Curve Cryptosystem. 47

ECDH Elliptic Curve DH. 47

ECDSA Elliptic Curve DSA. 47

ECIES Elliptic Curve Integrated Encryption Scheme. 47

ECMQV Elliptic Curve Menezes-Qu-Vanstone. 47

EME ECB-Mask-ECB. 77

FEAL Fast Data Encipherment Algorithm. 18, 19

FPE Format Preserving Encryption. 73

HCTR Hash CTR. 77

HMAC Keyed-Hashed Message Authentication Code. 59, 63

IDEA International Data Encryption Algorithm. 20

KDF Key Derivation Function. 59, 60, 63, 64

MAA Message Authenticator Algorithm. 37

MAC Message Authentication Code. 34, 37

MD4 Message Digest-4. 35, 37, 47

MD5 Message Digest-5. 34, 35, 47

MDC Message Digest Cipher. 37

MDC-2 Modification Detection Code-2. 34

NRBG Non-deterministic Random Bit Generator. 64

OAEP Optimal Asymmetric Encryption Padding. 47

OCB Offset Codebook. 47

OFB Output Feedback. 26, 27, 29, 47, 99, 102

OWHF One-Way Hash Function. 34

PRF Pseudorandom Function. 59–61, 63

PRNG Pseudorandom Number Generator. 46

RBG Random Bit Generator. V, 57–59, 64

RSA Ron Rivest, Adi Shamir, Leonard Adleman. 8, 30, 32, 34, 47, 96, 102

RSAES RSA Encryption Scheme. 47

SAFER Secure And Fast Encryption Routine. 20

SHA Secure Hash Algorithm. 34–36, 48, 78

TBC Tweakable Block Chaining. 77, 99

TBC Tweakable Block Cipher. 76, 77

TDES Triple DES. 47, 78

TES Tweakable Encyphering Scheme. 76, 77

TRNG True Random Number Generator. 74

XCB Extended Codebook. 77

Computacionales

API Application Program Interface. 42

ASCII American Standard Code for Information Interchange. 34

LAN Local Area Network. 30

SSL Secure Sockets Layer. 30, 34

TLS Transport Layer Security. 30

WEP Wired Equivalent Privacy. 30, 31

WPA WiFi Protected Access. 30

Bancarios

CDV Card Data Vault. 41, 45–47, 73

DSS Data Security Standard. 40, 42

PA Payment Application. 42

PAN Personal Account Number. 40–42, 44–47, 49, 50, 73–75

PCI Payment Card Industry. 40, 42, 45, 47–51, 72, 90, 101

De instituciones y asociaciones

ECRYPT European Network of Excellence in Cryptology. 31

FIPS Federal Information Processing Standard. 13, 41, 45, 47, 57

IEC International Electrotechnical Commission. 43

IEEE Institute of Electrical and Electronic Engineers. 30

ISO International Organization for Standaridization. 43, 45, 47

NESSIE New European Schemes for Signatures, Integrity and Encryption. 32

NIST National Institute of Standards and Technology. 14, 35, 36, 43, 45–48, 51, 52, 55

NSA National Security Agency. 35

NVLAP National Voluntary Laboratory Accreditation Program. 71

RAE Real Academia Española. 4

SSC Security Standard Council. 40, 45, 47, 48, 51, 72, 90, 101

Lista de figuras

Lista de tablas

Lista de pseudocódigos