

REDES DE DATOS

Facultad de Ingeniería



Capítulo 4. Capa de Enlace

4.1 Hand-Shaking

4.2 Transmisión Asíncrona y Síncrona

4.3 Analizar el funcionamiento de HDLC y SDLC

4.4 Protocolo ALOHA

4.5 Control de Acceso al Medio (MAC): CSMA/CD y CA y Token Ring

4.6 Protocolo LLC y MAC del estándar IEEE 802.2

4.7 Puentes (Bridges)

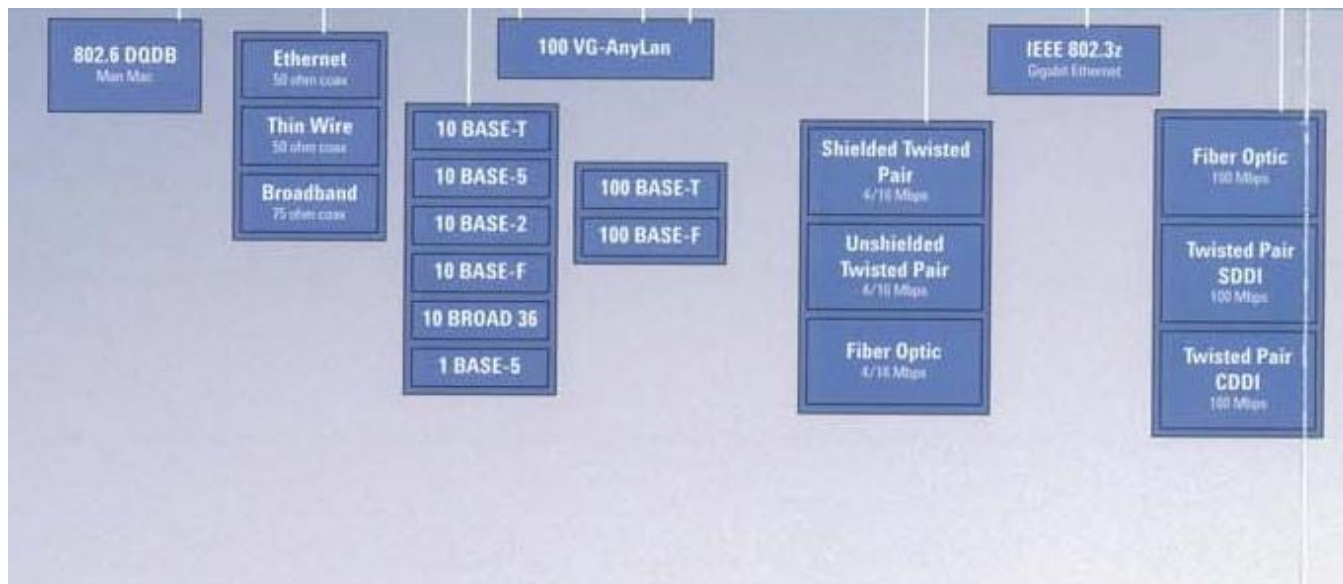
4.8 Técnicas de Conmutación (Mensajes, Paquetes y Circuitos)

4.9 X.25

4.10 Equipo Activo (Switch y tarjeta de Red [NIC])



ANTECEDENTES (Capa Física)





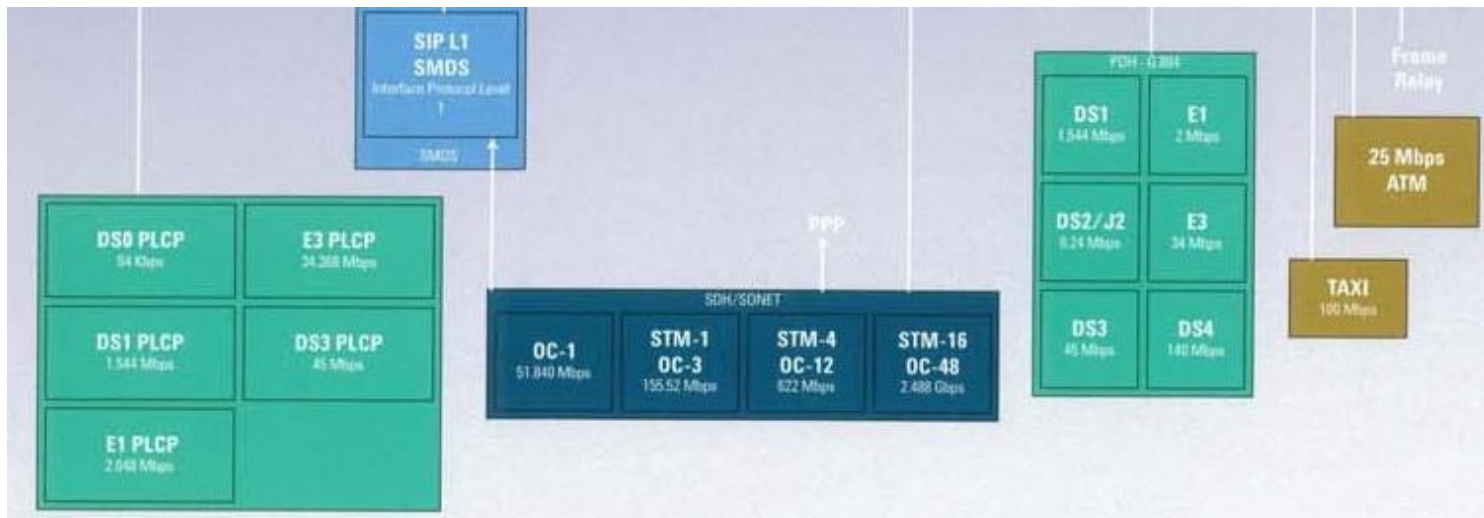
ANTECEDENTES (Capa Física)



Capa de Enlace



ANTECEDENTES (Capa Física)





EL PARADIGMA DE ACUERDO

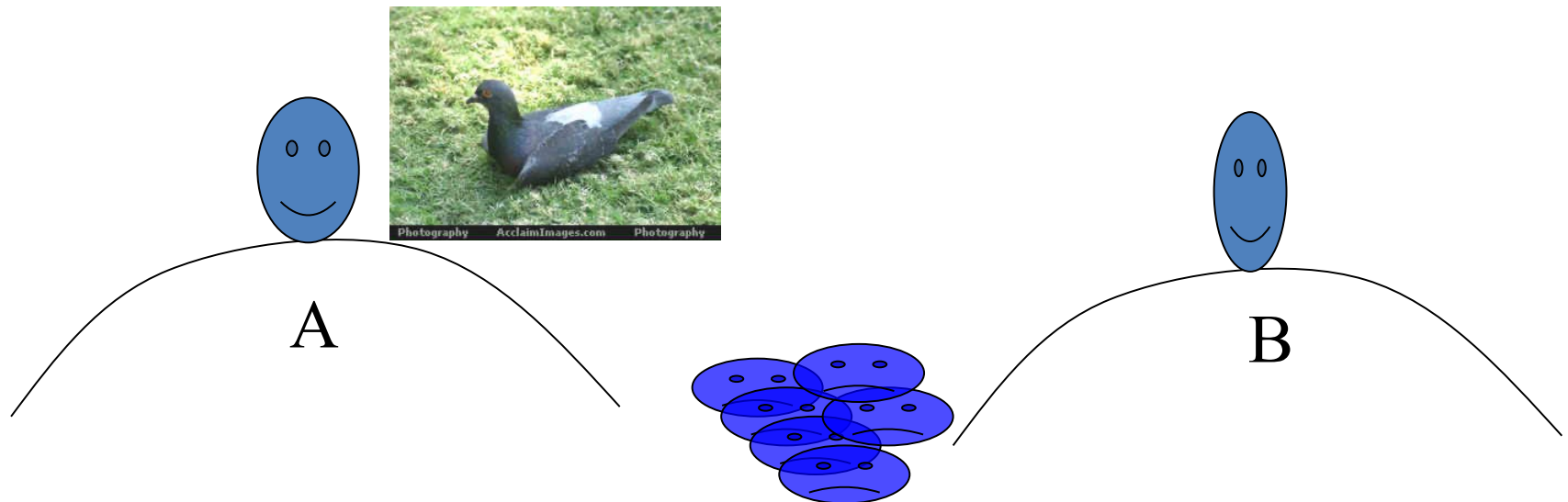
Consenso del Ataque
Coordinado



ATAQUE COORDINADO

UNA ABSTRACCIÓN IMPORTANTE

- Un par de generales aliados A y B tienen que ponerse de acuerdo para atacar simultáneamente o no atacan.
- Pueden únicamente comunicarse vía una paloma; la pérdida del mensaje es posible





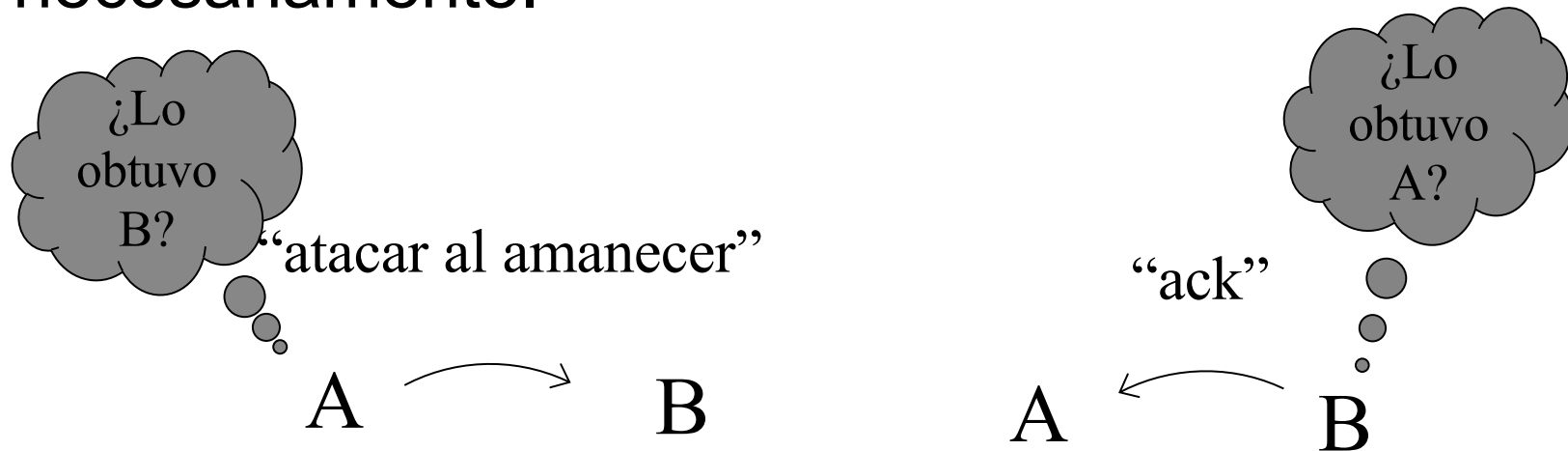
DIFICULTAD: INCERTIDUMBRE

- Supongamos que el general A envía el mensaje a B “atacar al amanecer”
- El general A no gana si ataca solo. A no sabe si B ha recibido el mensaje. B entiende el predicamento de A, así que B envía un reconocimiento ó confirmación (ACK o acknowledgment) para el “acuerdo”.



IMPOSIBLE

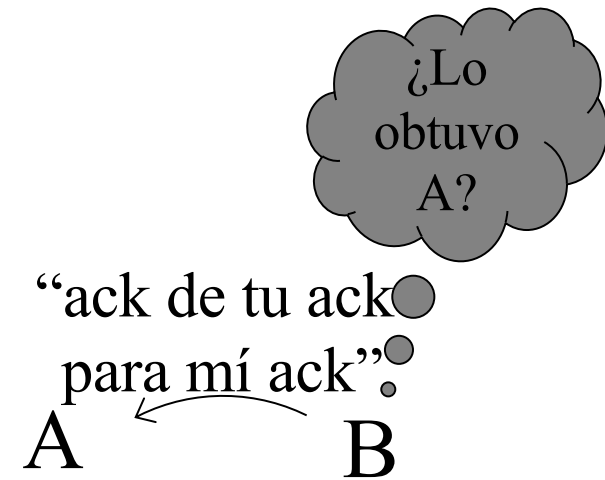
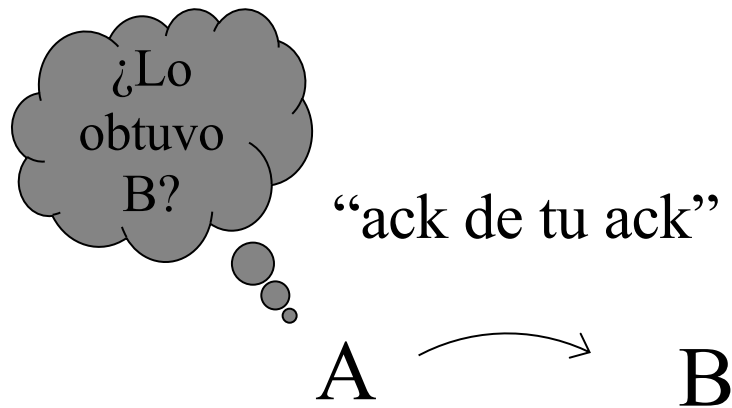
Teorema: Asume que esta comunicación no es fiable. Cualquier protocolo que garantice que si uno de los generales ataca, entonces el otro hace al mismo tiempo, es un protocolo en el cual ninguno de los dos generales ataca necesariamente.

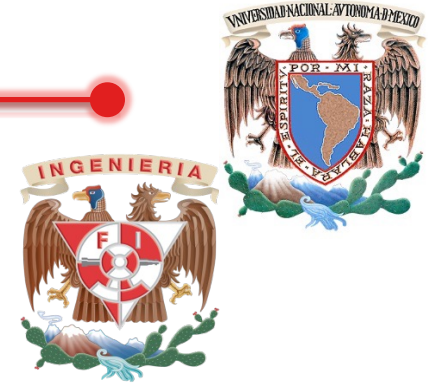




NUNCA TERMINA

Hay siempre incertidumbre del tiempo en el que el mensaje pasado fue entregado o no.





4.1 Hand-Shaking

En telecomunicaciones el apretón de manos (hand-shaking) es un proceso automatizado de negociación que fija dinámicamente parámetros de un canal de comunicaciones establecido entre dos entidades antes de que se haga la comunicación normal sobre el canal. El apretón de manos se puede utilizar para negociar los parámetros incluyendo los cuales sea aceptable al equipo.

El apretón de manos permite conectar sistemas o el equipo relativamente heterogéneos sobre un canal de comunicaciones sin la necesidad de la intervención humana con los parámetros del sistema.



4.1 Hand-Shaking (continuación)

Un ejemplo clásico del apretón de manos es el de los módems, que negocian típicamente los parámetros de la comunicación por un breve período donde una conexión primero se establece, y utiliza después de eso esos parámetros para proporcionar la transmisión informativa óptima sobre el canal en función de su calidad y capacidad. (que es realmente un sonido que cambia cada 100 veces cada segundo) los ruidos de "chillido" que hacen algunos módems con salida hacia el altavoz inmediatamente después de que se establece una conexión es el hecho de que los sonidos de los módems en ambos extremos se enganchan a un procedimiento del apretón de manos; una vez que se termine el procedimiento, se silencia el altavoz.



4.2 Transmisión Asíncrona y Síncrona

Definición (Terminología de Comunicaciones)

Comunicación Asíncrona. Cada dato de caracteres es codificado como una cadena de bits y los caracteres son separados por un bit “iniciador de carácter” y un bit de fin.

Comunicación Síncrona. Los bits de inicio y paro no son usados. Grupos de bits son separados usando el mecanismo de cronometro (reloj). Esto es, las estaciones envían y reciben estando en “sincronización” con cada una.

Protocolo. Es un conjunto de reglas específicas relacionados al formato y tiempo de los datos transmitidos entre dos dispositivos.

Capa de Enlace



Detección y Corrección de Errores. Técnicas que permiten a una estación detectar datos corruptos e iniciar una “retransmisión”.

Ancho de Banda. Una medida de rendimiento para el procesamiento de datos. La capacidad para transmitir información de un sistema de transmisión, típicamente se mide en Megabits por segundo (Mbps) en ambientes LAN.

Paquetes/Frames/Datagramas. Un paquete de datos con información de cabeceras es típicamente, direcciones fuente y destino, información de corrección de errores, secuencia de números y otra información.

Flujo de bits. Una serie de números binarios (1's y 0's), representan el mensaje comunicado.

Capa de Enlace



Capa de Enlace de Datos. Es la responsable de proveer una transmisión confiable desde un dispositivo a otro y tener “proteger” las capas superiores para que no se preocupen desde el canal físico de transmisión. Esta capa concierne con la transmisión de paquetes libre de errores entre los dispositivos de red.

Provee

Servicios

Técnica de Detección y Corrección de Errores (FEC, CRC)

Framing (Encapsulamiento)

Control de Flujo (ARQ, Stop and Wait, Selective Repeat, Go back N)



Servicios (LLC)

Servicios sin conexión y sin acuse de recibo. El transmisor manda tramas al destino. Uso. si la frecuencia de errores es muy baja o el tráfico es de tiempo real (voz).

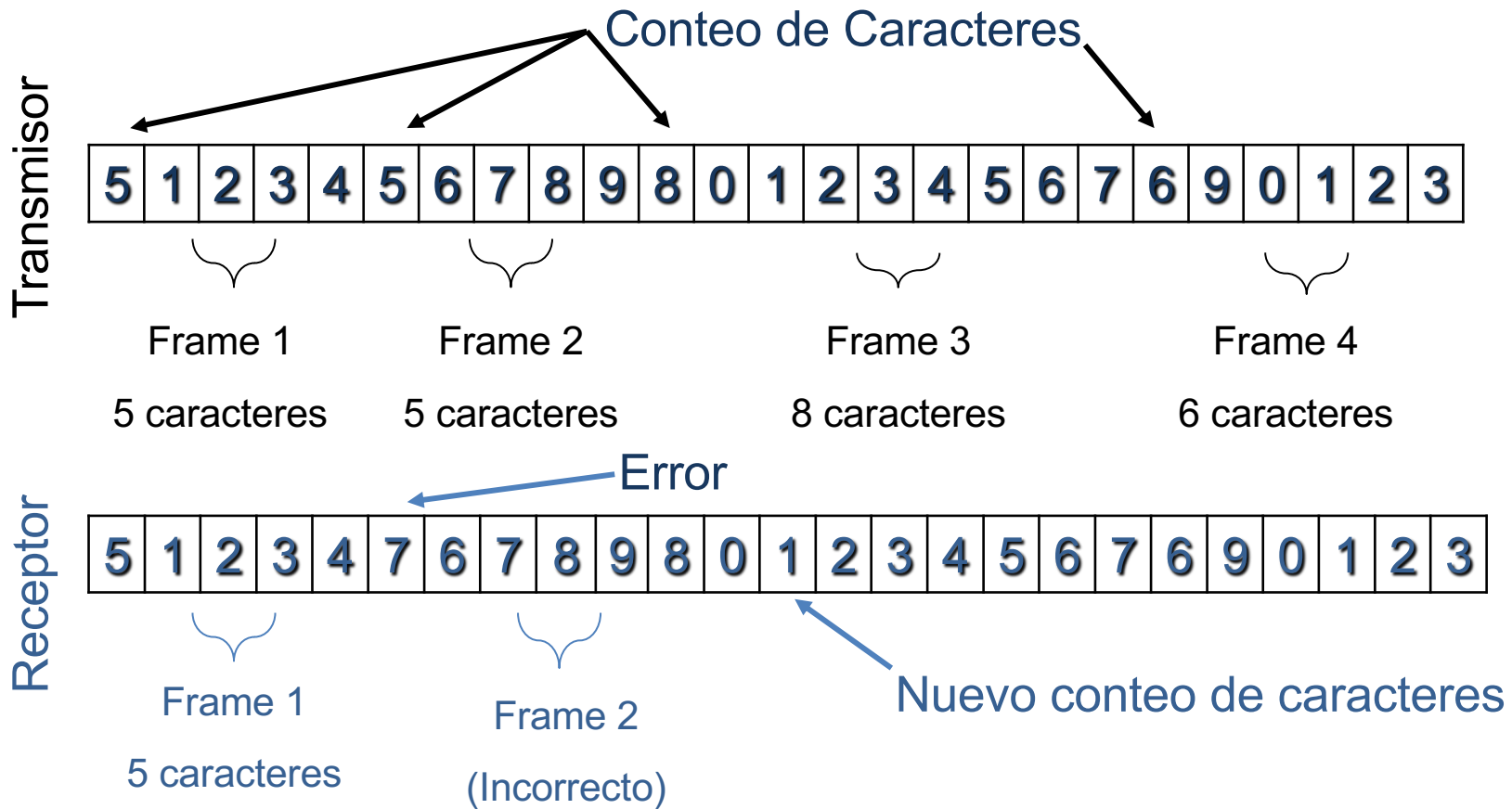
Servicio sin conexión y con acuse de recibo. El receptor manda un acuse de recibo al transmisor por cada frame recibido.

Servicio orientado a conexión con acuse de recibo. Provee un flujo confiable de bits. Se establece conexión antes de enviar datos. Los frames se enumeran y todos se reciben una vez y en orden correcto.



Framing (Encapsulamiento)

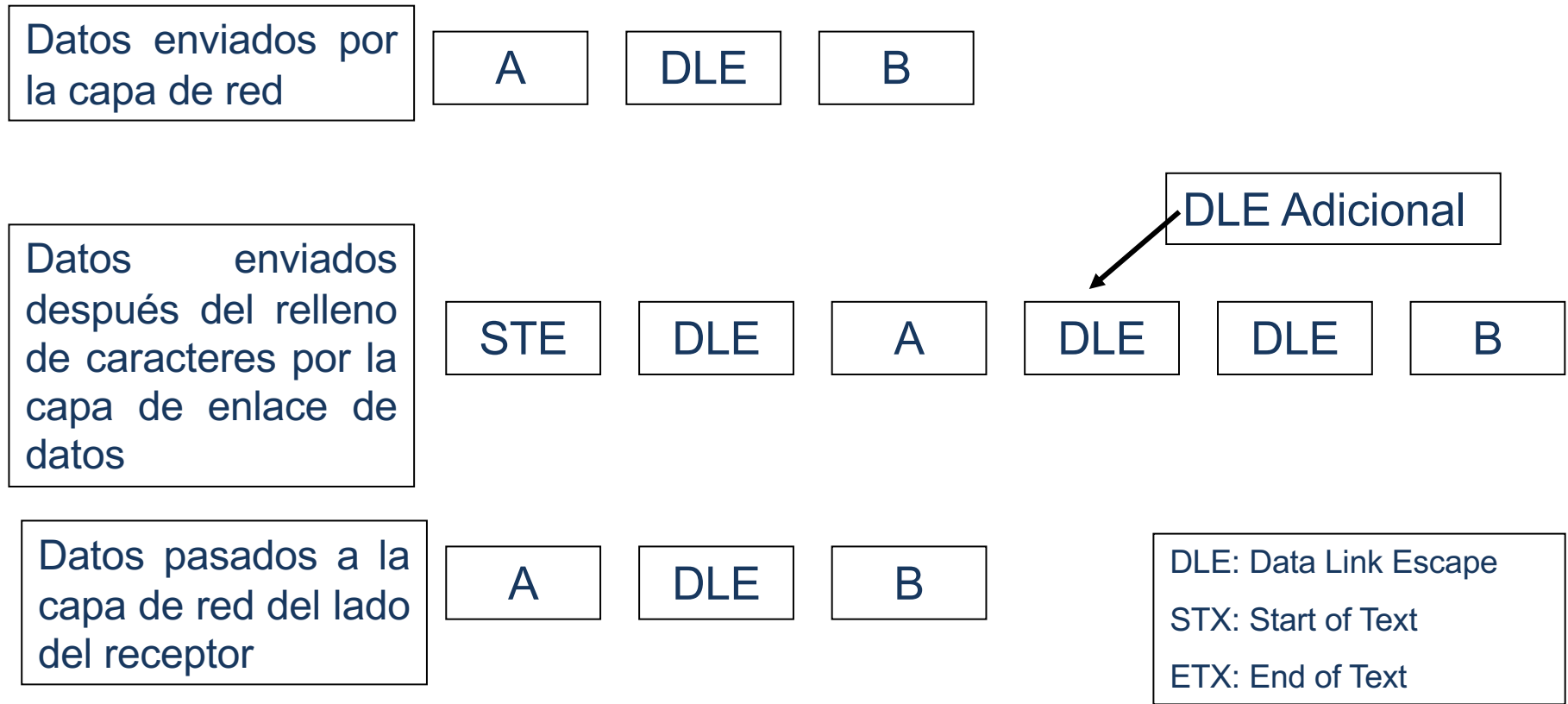
1. Por conteo de caracteres en los Frames



Capa de Enlace



2. Por sincronización de caracteres ASCII (STX,ETX, DLE)



Capa de Enlace



3. Por sincronización usando un byte indicador

Byte indicador 01111110

Las cadenas de 11111

Se sustituyen en 111110

Datos originales 011011111111111111110010

111110 111110 111110

Datos Transmitidos 01111110 0110 111110 111110 111110 10010 01111110

Datos recuperados 011011111111111111110010

En el receptor



Técnicas de detección y corrección de errores

Control de errores

ARQ

Detección de errores

Confirmación positivas (Acuse de recibido, ACK)

Confirmaciones negativas (NACK)

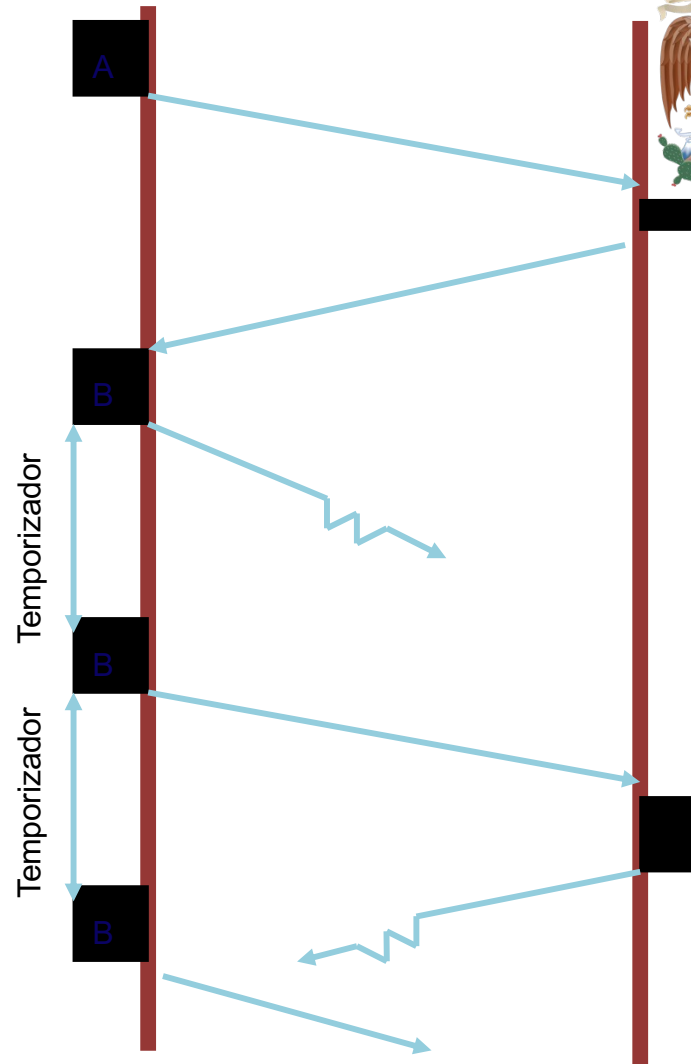
Retransmisiones después de activarse el temporizador (timeout)

Capa de Enlace



ARQ (Automatic Repeat Request)

FEC (Foward Error Correction)





Técnicas de Detección y Corrección de Errores

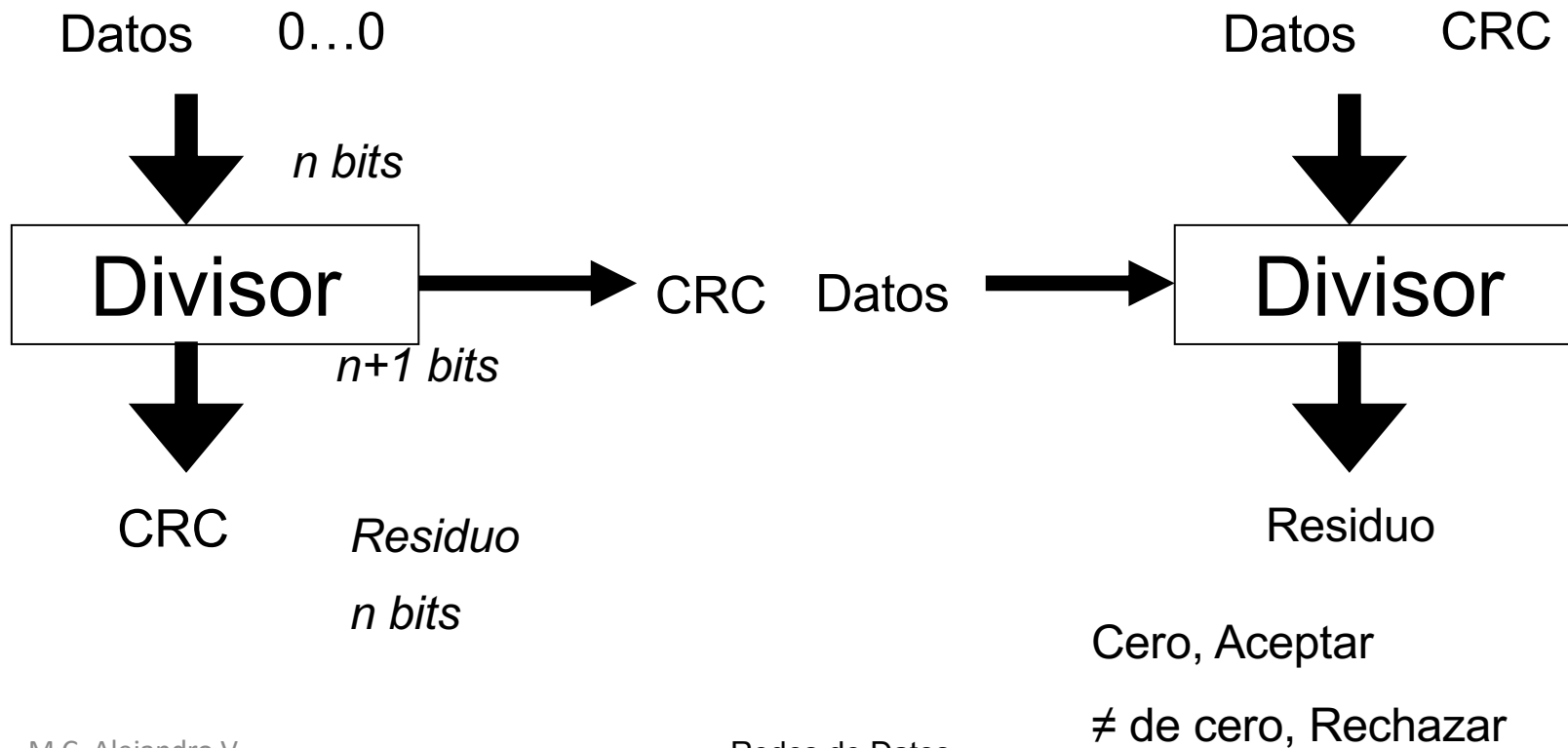
Block Sum Check (Bloque de Verificación de Carácter)

Carácter	Bits de Carácter							Bits de Paridad
1	1	0	0	1	1	0	0	1
2	0	0	1	1	1	0	1	0
3	0	1	1	0	0	0	0	0
4	1	1	0	1	0	1	1	1
5	1	0	1	0	1	0	1	0
6	0	0	1	1	0	0	0	0
7	1	1	0	0	0	0	1	1
Bcc	0	1	0	0	1	1	0	1

Verificación de paridad en dos coordenadas



CRC. Verificación de Redundancia Cíclica (Cyclic Redundancy Check)





D= Mensaje en bits

D=1101011011 Datos

1) Se multiplica D por 2ⁿ

Para n=4 2ⁿD=11010110110000

Datos 0...0

2) El divisor “P” debe ser de n+1 bits y es de valor predeterminado

Para n = 4 P=10011

Divisor

3) Se hace la división usando Mod 2 Aritmético (sin acarreo)

$$\begin{array}{r}
 1100001010 \rightarrow Q \\
 P \rightarrow 10011 \overline{) 11010110110000} \leftarrow 2^n D
 \end{array}$$

1110 → R (CRC)

Capa de Enlace



Q=1100001010 R=1110 (R debe ser de n-bits)

4) El mensaje que se envía es:

$T=2^n D+R=11010110111110$

CRC	Datos
-----	-------

5) El mensaje recibido es nuevamente dividido por “P”

$$\begin{array}{r} Q \\ P \rightarrow 10011 \overline{)11010110111110} \\ 0 \rightarrow R \end{array}$$

6) Si el residuo de esta división es 0, entonces se acepta el Frame, de lo contrario se rechaza



Representación de un Polinomio como un Divisor

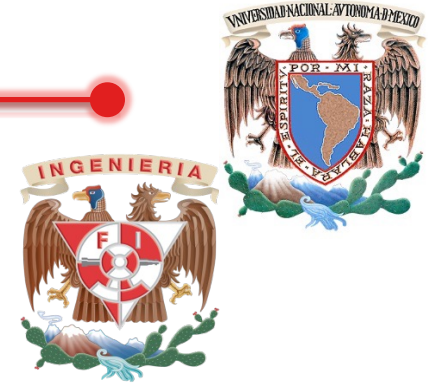
$$\begin{array}{cccccccc} x^7 & + & x^5 & + & x^2 & + & x & + & 1 \\ \downarrow & & \downarrow & & \downarrow & & \swarrow & & \swarrow \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \end{array}$$

Este formato es útil para la representación y se debe a estas dos razones:

Provee un mecanismo corto de representación

Puede ser usado para presentar el concepto matemático (fuera del alcance de esta clase)

Capa de Enlace



Los polinomios seleccionados deben tener al menos las siguientes propiedades:

No debe ser divisible por $x \rightarrow$ Garantiza que los errores de ráfagas de longitud igual al grado del polinomio sean detectados

Debe ser divisible por $(x+1) \rightarrow$ Garantiza que todos los errores de ráfaga que afecten un número impar de bits sean detectados

No se puede elegir x (10 binario) ó x^2+x (110 binario) como polinomios porque ambos son divisibles por x

Pero si se puede elegir $x+1$ (11 binario) ya que este no es divisible por x pero si por $x+1$. Igual pasa con x^2+1

Capa de Enlace



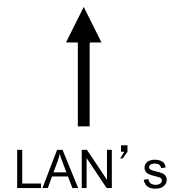
Existen polinomios estándares usados en los protocolos utilizados para generar CRC

CRC-12 $x^{12}+x^{11}+x^3+1$

CRC-16 $x^{16}+x^{13}+x^2+1$ ← WAN' s (HDLC)

CRC-ITU-T $x^{16}+x^{12}+x^5+1$ ← WAN' s (HDLC)

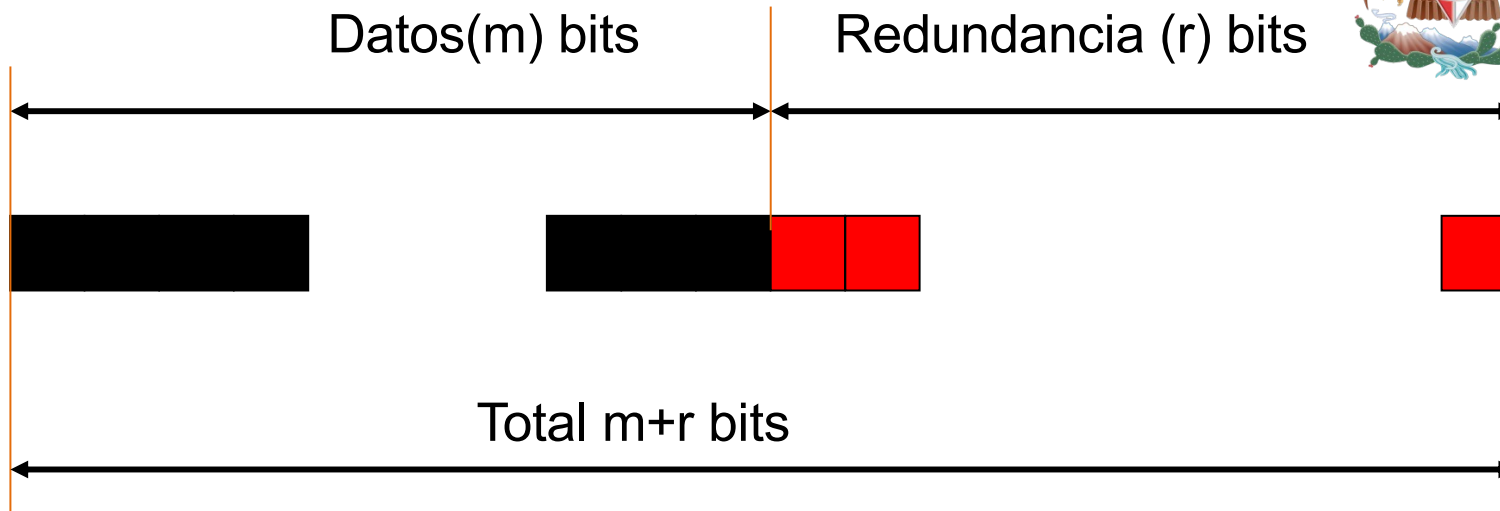
CRC-32 $x^{32}+x^{26}+x^{23}+x^{22}+x^{16}+x^{12}+x^{11}+x^{10}+x^8+x^7+x^5+x^2+x+1$



Capa de Enlace



Corrección de Errores (Códigos Hamming para FEC)



Para calcular el número de bits de redundancia (r) requeridos para corregir un número dado de bits de datos (m). Es necesario encontrar la relación entre m y r, dada por:

$$2^n \geq m + r + 1$$

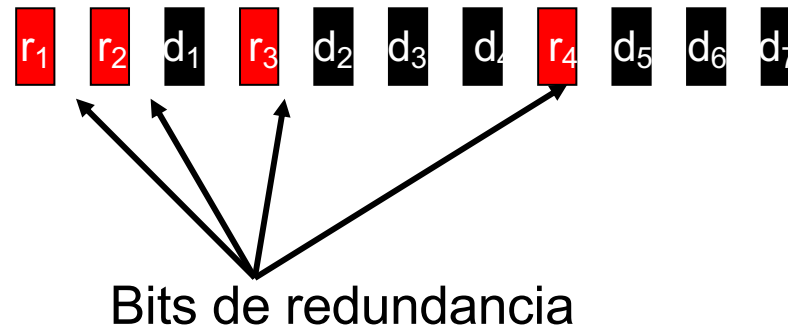
Para m = 7 bits

Con n=4 $\rightarrow 2^4 \geq 7+4+1$



Posicionando los bits de redundancia

Ejemplo. 7 bits representativos de un código ASCII, requieren 4 bits de redundancia, los cuales pueden ser añadidos al final o distribuidos dentro de la secuencia de bits a ser transmitida



Los bits de redundancia se colocaron en las posiciones 1,2,4 y 8
¿Qué tiene en común dichas posiciones?

Capa de Enlace



Calculando el valor de los bits de redundancia

Cada bit de redundancia es en si la paridad (par/impar) de una combinación de “k” bits de datos, dada por:

$$b_1 + b_2 + b_3 + \dots + b_n = B$$

Las combinaciones usadas para determinar el valor de cada bit de redundancia, para una secuencia de datos de 7 bits, está dada por:

r_1 bits: 1,3,5,7,9,11 → 3(1+2=3),5(1+4=5),7(1+2+4=7),9(1+8=9),11(1+2+8=11)

r_2 bits: 2,3,6,7,10,11

r_4 bits: 4,5,6,7

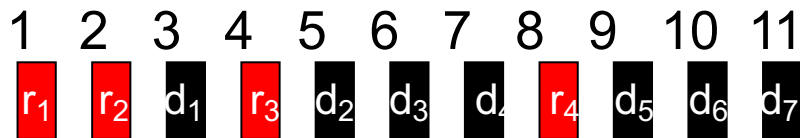
r_8 bits: 8,9,10,11

Capa de Enlace



Ejemplo. Dado el carácter ASCII, H=1001000= $d_1d_2d_3d_4d_5d_6d_7$

Se aplica el código Hamming para paridad par.



r_1 bits: 1,3,5,7,9,11

r_2 bits: 2,3,6,7,10,11

r_4 bits: 4,5,6,7

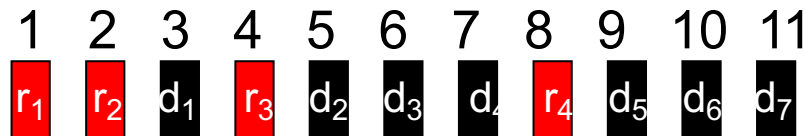
r_8 bits: 8,9,10,11

No. Bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	Cantidad
Hamming	r_1	r_2	1	r_4	0	0	1	r_8	0	0	0	
Para r_8								0	0	0	0	0
Para r_4				1	0	0	1					2
Para r_2		0	1			0	1			0	0	2
Para r_1	0		1		0		1		0		0	2
Final	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	3

Capa de Enlace



Ejemplo. Dado el carácter ASCII, a=1100001 con paridad par y corregir su error



r₁ bits: 1,3,5,7,9,11

r₂ bits: 2,3,6,7,10,11

r₄ bits: 4,5,6,7

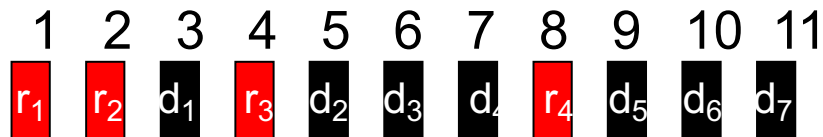
r₈ bits: 8,9,10,11

No. Bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	Cantidad
Hamming	r ₁	r ₂	1	r ₄	1	0	0	r ₈	0	0	1	
Para r ₈												
Para r ₄												
Para r ₂												
Para r ₁												
Final												

Capa de Enlace



Ejemplo. Dado el carácter ASCII, a=1100001 con paridad par y corregir su error



r₁ bits: 1,3,5,7,9,11

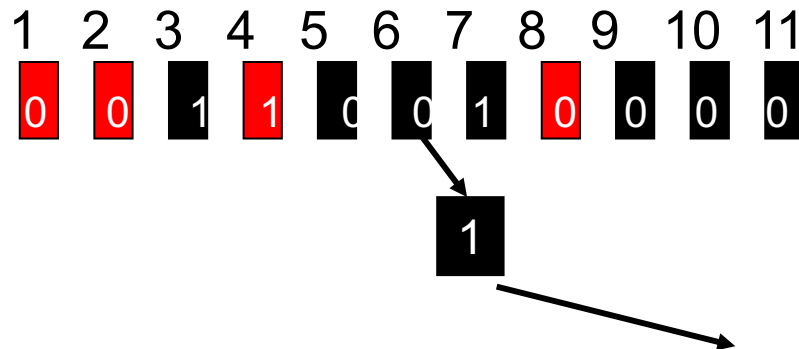
r₂ bits: 2,3,6,7,10,11

r₄ bits: 4,5,6,7

r₈ bits: 8,9,10,11

No. Bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	Cantidad
Hamming	r ₁	r ₂	1	r ₄	1	0	0	r ₈	0	0	1	
Para r ₈								1	0	0	1	2
Para r ₄				1	1	0	0					2
Para r ₂		0	1			0	0			0	1	2
Para r ₁	1		1		1		0		0		1	4
Final	1	0	1	1	1	0	0	1	0	0	1	6

Capa de Enlace



r_1 bits: 1,3,5,7,9,11

r_2 bits: 2,3,6,7,10,11

r_4 bits: 4,5,6,7

r_8 bits: 8,9,10,11

No. Bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	Cantidad
Hamming	r_1	r_2	1	r_4	0	1	1	r_8	0	0	0	
Para r_8								0	0	0	0	0
Para r_4				1	0	1	1					2
Para r_2		0	1			1	1			0	0	3
Para r_1	0		1		0		1		0		0	2
Final	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	3



Corrección de Errores con el código Hamming

Secuencia Original: 01001100011

r_1	r_2	d_3	r_4	d_5	d_6	d_7	r_8	d_9	d_{10}	d_{11}
0	1	0	0	1	1	0	0	0	1	1

Secuencia error: 010011**1**0011

1. Comprobación de la cadena por paridad de la redundancia (r_1, r_2, r_4 y r_8) con XOR

Capa de Enlace



Se comprueba paridad $r_1 = d_3 \text{ XOR } d_5 \text{ XOR } d_7 \text{ XOR } d_9 \text{ XOR } d_{11}$

$$r_1 = 0 \text{ XOR } 1 \text{ XOR } 1 \text{ XOR } 0 \text{ XOR } 1 = 1$$

Se comprueba paridad $r_2 = d_3 \text{ XOR } d_6 \text{ XOR } d_7 \text{ XOR } d_{10} \text{ XOR } d_{11}$

$$r_2 = 0 \text{ XOR } 1 \text{ XOR } 1 \text{ XOR } 1 \text{ XOR } 1 = 0$$

Se comprueba paridad $r_4 = d_5 \text{ XOR } d_6 \text{ XOR } d_7$

$$r_4 = 1 \text{ XOR } 1 \text{ XOR } 1 = 1$$

Se comprueba paridad $r_8 = d_9 \text{ XOR } d_{10} \text{ XOR } d_{11}$

$$r_8 = 0 \text{ XOR } 1 \text{ XOR } 1 = 0$$

Capa de Enlace



2. De acuerdo con la información recibida

$$R' = r_1 r_2 r_4 r_8 = 0100$$

3. De acuerdo con la información reconstruida

$$R'' = r_1 r_2 r_4 r_8 = 1010$$

4. Verificar el valor de $R' \text{ XOR } R'' = 0 = E$

$$0100 \text{ XOR } 1010 = 1110 = 7 \text{ ¿Porqué?}$$

$$r_1 r_2 r_4 r_8 = 1110 \text{ o bien } r_8 r_4 r_2 r_1 = 0111$$



5. Checar el valor 7 que es d_4

Secuencia error: 010011**1**0011
 \wedge $\wedge\wedge$ \wedge $\wedge\wedge$ $\wedge\wedge$ \wedge \wedge \wedge
 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11

Como E es distinto de cero, esta claro que la información es errónea. Si se “asume” que hay un solo bit erróneo, es el número 7, es decir d_4



Tarea. Definir ejemplos de FEC: Reed-Solomon, Golay, BCH y Viterbi.

Definición y ejemplo de cada uno.



Control de Flujo

Necesario para no saturar al receptor

Se realiza normalmente a nivel de “transporte” y a veces en la capa de enlace

Utiliza retroalimentación

- Requiere canal semi o full duplex
- No se utiliza en emisores broadcast/multicast

Suele ir unido a la corrección de errores

No debe limitar la eficiencia del canal

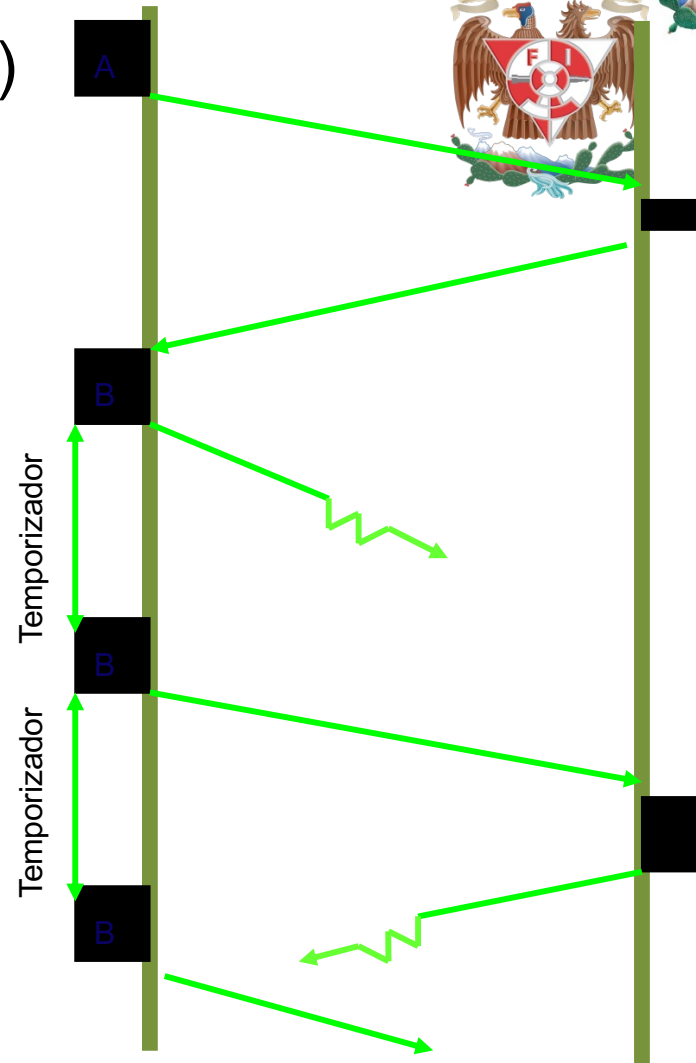


Automatic Repeat Request (ARQ)

- Detección de errores
- Confirmación positivas (Acuse de recibo, ACK)
- Confirmaciones negativas (NACK)
- Retransmisiones después de activarse el temporizador (timeout)

Versiones

- Stop and Wait (ARQ) “Parada y Espera”
- Ventana Deslizante
 1. Go back N (ARQ) “Vuelta para Atrás”
 2. Selective Repeat (ARQ) “Rechazo Selectivo”



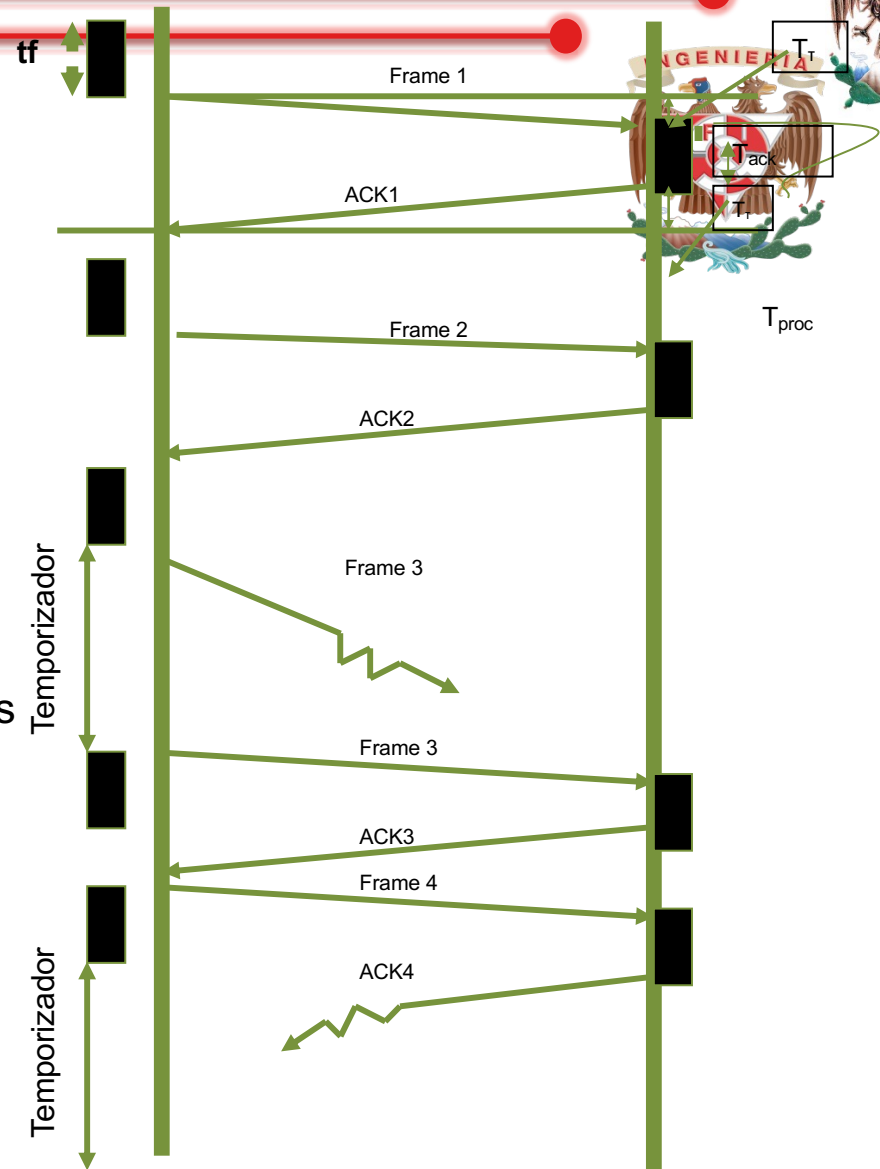


Capa de Enlace

STOP & WAIT

Características

- Protocolo Simplex: Ideal, buffers infinitos
- Stop & Wait: mas sencillo
- Impide un uso eficiente de los enlaces
- Mejoras al protocolo simplex
 - ACK
 - TIMEOUTS
 - NUMERACIÓN





Control de Flujo: Stop & Wait

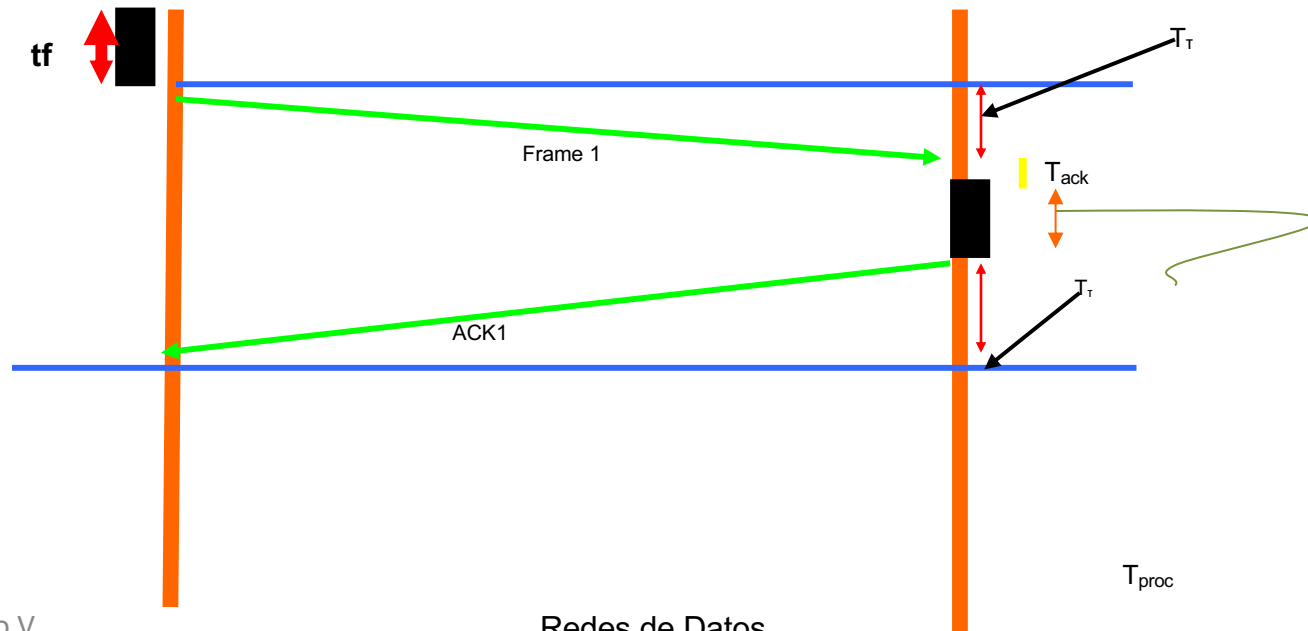
Donde:

T_f = Tiempo del procesamiento del Frame

T_T = Tiempo de Propagación del frame en el medio de transmisión

T_{proc} = Tiempo del procesamiento en el receptor

T_{ack} = Tiempo del procesamiento del ACK





Utilización (eficiencia)

Sin errores y se transmite una vez se representa por

$$U = \frac{T_f}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}}$$

Si $T_{proc}=0$ y $T_{ack}=0$

$$U = \frac{T_f}{T_f + 2T_\tau + 0 + 0}$$

Capa de Enlace



$$U = \frac{T_f}{T_f + 2T_\tau}$$

Donde

$$a = \frac{T_\tau}{T_f}$$

a es el coeficiente de acoplamiento

$$U = \frac{1}{1 + 2a}$$

La eficiencia del canal cuando se transmite una vez y sin errores.



Utilización (eficiencia)

Con errores

$$U = \frac{T_f}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} + N(T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack})}$$

Si $T_{proc}=0$ y $T_{ack}=0$

Como resultado

$$U = \frac{1}{1 + 2a + N(1 + 2a)}$$

Capa de Enlace

Donde N se calcula a través de probabilidad de error en el canal



Si P_b es la probabilidad de error en un bit \rightarrow la probabilidad de error del frame es:

$$P_{ef} = 1 - (1 - P_b)^L$$

$\rightarrow 1 - P_{ef}$ es la probabilidad de que la trama se reciba correctamente

$$\begin{array}{l} 1 \text{ Frame} \text{ -----} > 1 - P_{ef} \\ N \text{ -----} > P_e \end{array}$$

Capa de Enlace



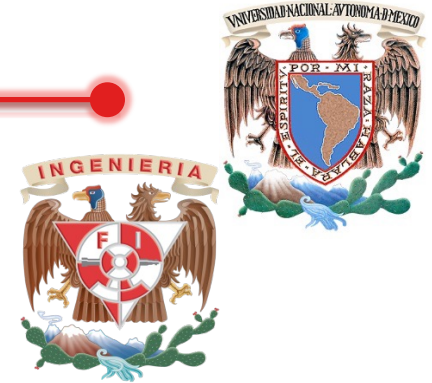
$$N = \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}}$$

Dado la eficiencia

$$U = \frac{1}{1 + 2a + N(1 + 2a)}$$

$$U = \frac{1}{1 + 2a + \left[\frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}}\right](1 + 2a)}$$

Capa de Enlace



$$U = \frac{1}{(1 + 2a)(1 + [\frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}}])}$$

$$U = \frac{1}{(1 + 2a)(\frac{1 - P_{ef} + P_{ef}}{1 - P_{ef}})}$$

$$U = \frac{1}{(1 + 2a)(\frac{1}{1 - P_{ef}})}$$

$$U = \frac{1 - P_{ef}}{(1 + 2a)}$$



La eficiencia del canal cuando se transmite varias veces (con errores)

$$U = \frac{1 - P_{ef}}{(1 + 2a)}$$



Utilización (eficiencia)

Con errores

$$U = \frac{T_f}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} + N(T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack})}$$

Si $T_{proc} \neq 0$ y $T_{ack} \neq 0$

Como resultado

Ejercicio



Tarea. Eficiencia Stop & Wait
sin errores, transmisión solo
una vez y los tiempos $T_{\text{proc}} \neq 0$ y
 $T_{\text{ack}} \neq 0$



Ejercicio. Una serie de tramas de 1000 bits se transmiten usando el protocolo de parada y espera (Stop & Wait). La capacidad del Canal (C) tiene una tasa de transmisión de datos de 1 Mbps. El tiempo de T_{ack} y T_{proc} son despreciables. Calcular la utilización del canal para los siguientes medios de transmisión, sin considerar la probabilidad de error del canal

- a) Un medio de UTP de 100 mts de largo, $Vel_{prop_medio} = 0.59$
- b) Una línea privada (leased line) de 200 kms de largo. $Vel_{prop_medio} = 0.67$
- c) Un enlace satelital de 50000 km.

Solución



El tiempo T_f se calcula por $T_f = \frac{L}{C}$

L Es la trama de bits a enviar

C Capacidad del canal
(también representado por R)

$T_\tau = \frac{\ell}{vel_{prop} * vel_{luz}}$

ℓ Es la longitud del enlace



Solución

a) Un medio de UTP de 100 mts de largo, $Vel_{prop_medio} = 0.59$

$L = 1000$ bits $C \text{ ó } R = 1 \times 10^6$ bps $T_{proc} = 0$ $T_{ack} = 0$ $N = 0$

$$U = \frac{1}{1 + 2a} \quad a = \frac{T_{\tau}}{T_f} \quad T_f = \frac{L}{C} \quad T_{\tau} = \frac{\ell}{vel_{prop} * vel_{luz}}$$

$$T_f = \frac{1000}{1 \times 10^6} = 1 \times 10^{-3} [s] \quad T_{\tau} = \frac{100}{(0.59) * (3 \times 10^8)} = 0.564 \times 10^{-6} [s]$$



$$a = \frac{0.564 \times 10^{-6}}{1 \times 10^{-3}} = 0.564 \times 10^{-3}$$

$$U = \frac{1}{1 + 2(0.564 \times 10^{-3})}$$

Eficiencia del Stop & Wait ejercicio a

$$U = 0.998887 = 99.88\%$$

Capa de Enlace



b) Una línea privada (leased line) de 200 kms de largo,
 $Vel_{prop_medio} = 0.67$

$L = 1000$ bits $C \text{ ó } R = 1 \times 10^6$ bps $T_{proc} = 0$ $T_{ack} = 0$ $N = 0$

$$U = \frac{1}{1 + 2a} \quad a = \frac{T_{\tau}}{T_f} \quad T_f = \frac{L}{C} \quad T_{\tau} = \frac{\ell}{vel_{prop} * vel_{luz}}$$

$$T_f = \frac{1000}{1 \times 10^6} = 1 \times 10^{-3} [s] \quad T_{\tau} = \frac{200 \times 10^3}{(0.67) * (3 \times 10^8)} = 0.99 \times 10^{-3} [s]$$



$$a = \frac{0.99 \times 10^{-3}}{1 \times 10^{-3}} = 0.9950$$

$$U = \frac{1}{1 + 2(0.9950)}$$

Eficiencia del Stop & Wait ejercicio b

$$U = 0.3334 = 33.34\%$$



c) Un enlace satelital de 50000 km.

$L=1000$ bits $C \text{ ó } R = 1 \times 10^6$ bps $T_{\text{proc}}=0$ $T_{\text{ack}}=0$ $N=0$

$$U = \frac{1}{1 + 2a} \quad a = \frac{T_{\tau}}{T_f} \quad T_f = \frac{L}{C} \quad T_{\tau} = \frac{\ell}{\text{vel}_{\text{prop}} * \text{vel}_{\text{luz}}}$$

$$T_f = \frac{1000}{1 \times 10^6} = 1 \times 10^{-3} [s] \quad T_{\tau} = \frac{50000 \times 10^3}{(1) * (3 \times 10^8)} = 0.166 [s]$$

$$a = \frac{.1666}{1 \times 10^{-3}} = 166$$

$$U = \frac{1}{1 + 2(166.666)}$$

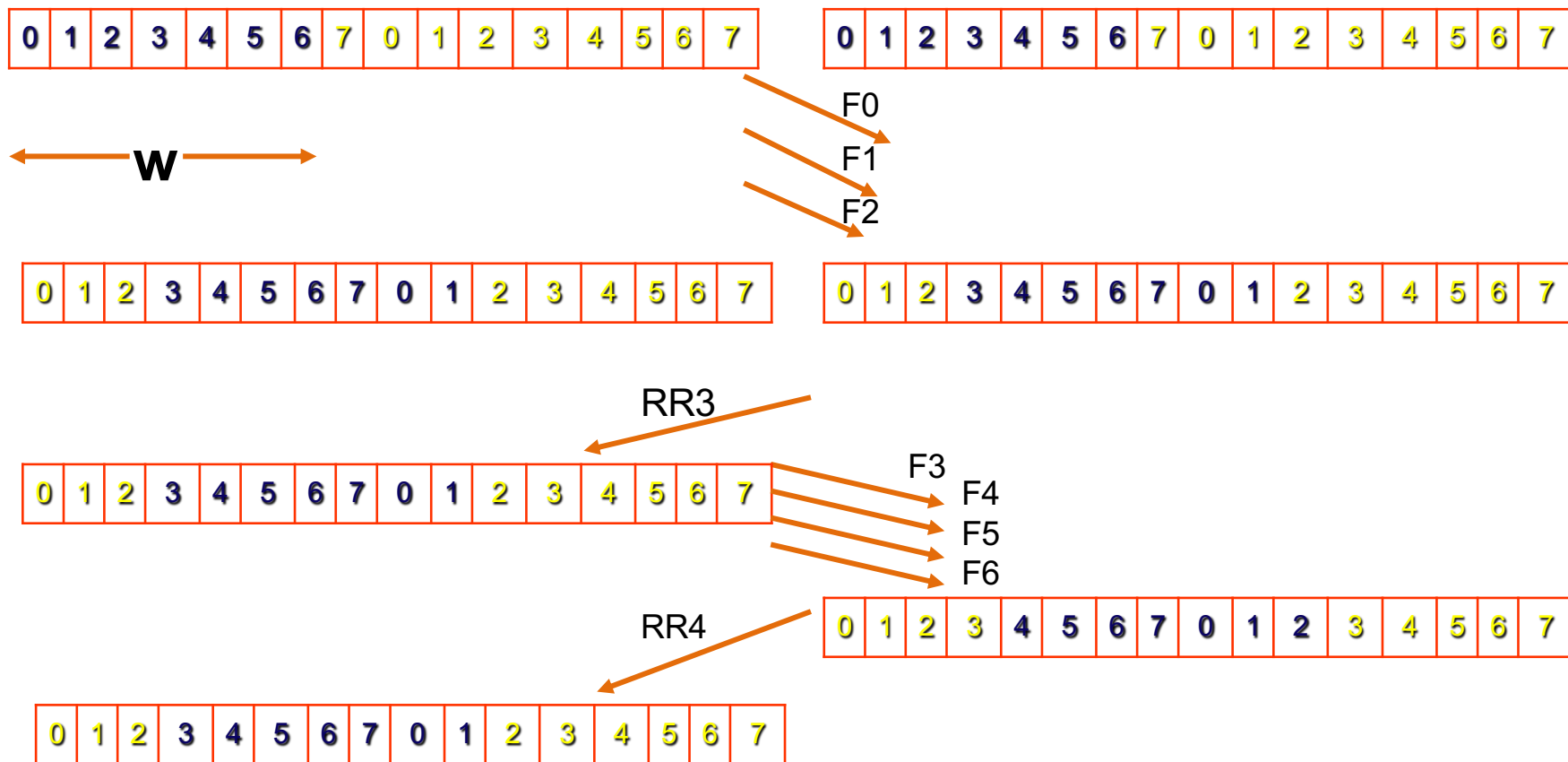
Eficiencia del Stop & Wait ejercicio b

$$U = 2.99 \times 10^{-3} = 0.29\%$$



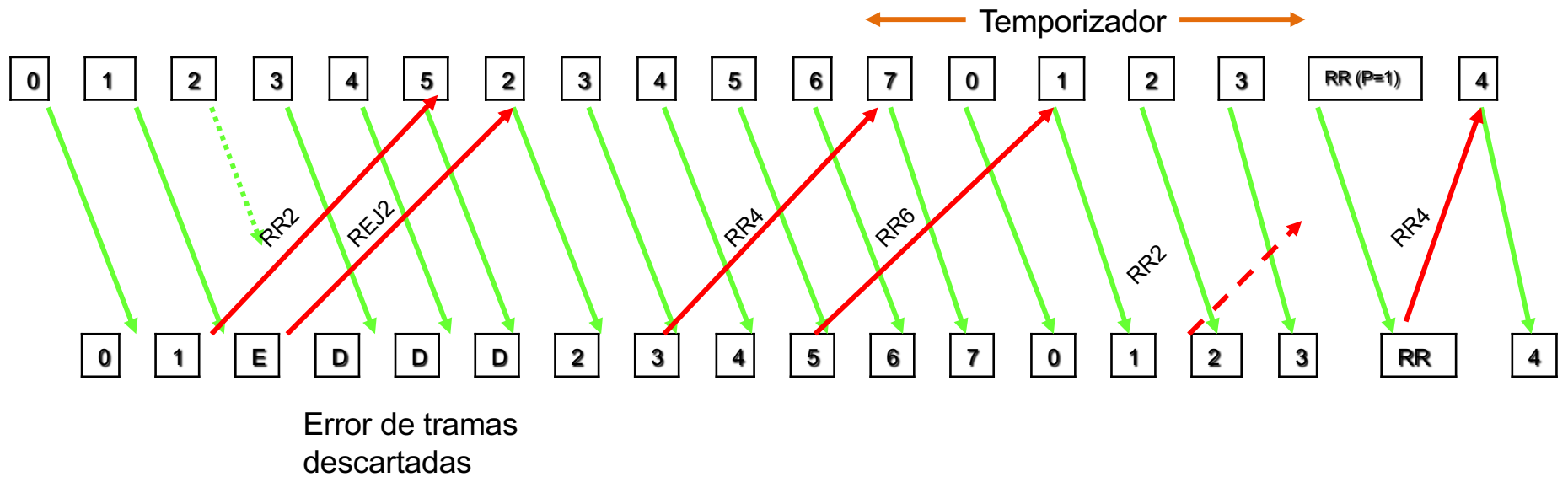


Ventana Deslizante





Go back N (vuelta para atrás)





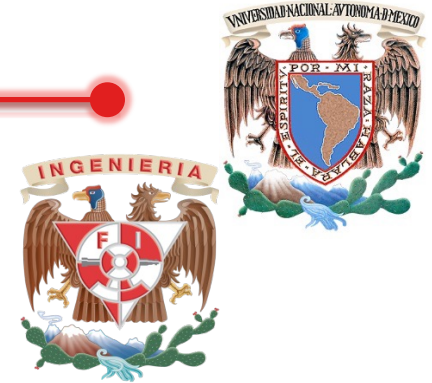
Go back N

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} + \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}) * (W)}$$

1) Sin errores: $N=0$, $T_{proc}=0$ y $T_{ack}=0$

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + 0 + 0 + \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + 0 + 0) * (W)}$$

Capa de Enlace



$$U = \frac{W}{(1 + 2a)}$$

2) Con errores: $T_{\text{proc}}=0$ y $T_{\text{ack}}=0$

Si $w < 1+2a$

$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{(1 + 2a) * (1 + P_{ef}(W - 1))}$$

Si $w \geq 1+2a$, se usa $w=1+2a$

$$U = \frac{1 - P_{ef}}{(1 + P_{ef}) * (W - 1)}$$



3) Sin errores: $T_{proc} \neq 0$ y $T_{ack} \neq 0$

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}) * (W)}$$

$$b = \frac{T_{proc} + T_{ack}}{T_f}$$

$$C = T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}$$

Si $w < 1 + 2a + b < c$

Si $w \geq 1 + 2a + b \geq c$

$$U = \frac{W}{(1 + 2a + b)}$$

$$U = 1$$



4) Con errores: $T_{proc} \neq 0$ y $T_{ack} \neq 0$

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} + \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}) * (W)}$$

$$C = \frac{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}}{T_f}$$

Si $w < C$

$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{C[1 + P_{ef}(w - 1)]}$$

Si $w \geq C$

$$U = \frac{1 - P_{ef}}{1 + P_{ef}(w - 1)}$$

Capa de Enlace



Ejercicio. Una serie de tramas de 1000 bits se transmiten usando el protocolo de vuelta para atrás (Go back N). Calcular la utilización del canal para los siguientes medios de transmisión, si la probabilidad de error de un bit es 10^{-5} .

a) Un medio de UTP de 100 mts de largo con ventana $W=2$, $Vel_{prop_medio} = 0.59$ a 1 Mbps.

b) Una línea privada 10 km de largo. $Vel_{prop_medio} = 0.67$ a 200 Mbps. Con ventana $W=7$

c) Un enlace satelital de 50000 km que transmite a 2 Mbps y tiene una ventana $W=127$

Capa de Enlace



a) Un medio de UTP de 100 mts de largo con ventana $W=2$, $Vel_{prop_medio} = 0.59$ a 1 Mbps.

$P_b = 10^{-5}$ $T_{proc} = 0$ y $T_{ack} = 0$ $R = 1$ Mbps $L = 1000$ bits y $l = 100$ mts

Encontrar w con respecto a $1+2a$

$$T_f = \frac{1000}{1 \times 10^6} = 1 \times 10^{-3} [s] \quad T_\tau = \frac{100}{(0.59) * (3 \times 10^8)} = 0.564 \times 10^{-6} [s]$$

$$a = \frac{0.564 \times 10^{-6}}{1 \times 10^{-3}} = 0.564 \times 10^{-3} \quad 1+2a = 1 + 2(0.564 \times 10^{-3}) = 1.01128$$

$$W=2 \quad w \geq 1+2a$$

Capa de Enlace



a) Un medio de UTP de 100 mts de largo con ventana $W=2$, $Vel_{prop_medio} = 0.59$ a 1 Mbps.

$$U = \frac{1 - P_{ef}}{(1 + P_{ef}) * (W - 1)}$$

$$P_{ef} = 1 - (1 - P_b)^L = 1 - (1 - 10^{-5})^{1000} = 0.00995$$

$$U = \frac{1 - 0.00955}{(1 + 0.00955) * (2 - 1)} = 1 = 100\%$$

Capa de Enlace



b) Una línea privada 10 km de largo. $Vel_{prop_medio} = 0.67$ a 200 Mbps. Con ventana $W=7$

$P_b=10^{-5}$ $T_{proc}=0$ y $T_{ack}=0$ $R=200$ Mbps $L=1000$ bits y $l=10000$ mts

Encontrar w con respecto a $1+2a$

$$T_f = \frac{1000}{200 \times 10^6} = 5 \times 10^{-6} [s] \quad T_\tau = \frac{10 \times 10^3}{(0.67) * (3 \times 10^8)} = 49.75 \times 10^{-6} [s]$$

$$a = \frac{49.75 \times 10^{-6}}{5 \times 10^{-6}} = 9.950$$

$$1+2a = 1+2(9.950) = 20.908$$

$$W=7 \quad w < 1+2a$$



$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{(1 + 2a) * (1 + P_{ef}(W - 1))}$$

$$P_{ef} = 1 - (1 - P_b)^L = 1 - (1 - 10^{-5})^{1000} = 0.00995$$

$$U = \frac{7 * (1 - 0.00955)}{(1 + 2(9.9950)) * (1 + 0.00955 * (7 - 1))}$$

$$U = \frac{6.93315}{20.99 * (1.0573)} = 0.3124 \quad U = 31.24\%$$

Capa de Enlace



c) Un enlace satelital de 50000 km que transmite a 2 Mbps y tiene una ventana $W=127$

$P_b=10^{-5}$ $T_{proc}=0$ y $T_{ack}=0$ $R=2$ Mbps $L=1000$ bits y $l=50000$ kms

Encontrar w con respecto a $1+2a$

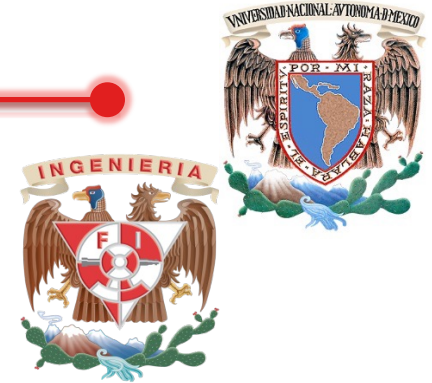
$$T_f = \frac{1000}{2 \times 10^6} = .5 \times 10^{-3} [s]$$

$$T_\tau = \frac{50000 \times 10^3}{(1) * (3 \times 10^8)} = 0.1666 [s]$$

$$a = \frac{0.1666}{.5 \times 10^{-3}} = 333.333$$

$$1+2a = 1 + 2(333.333) = 667.6666$$

$$W=127 \quad w < 1+2a$$



$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{(1 + 2a) * (1 + P_{ef}(W - 1))}$$

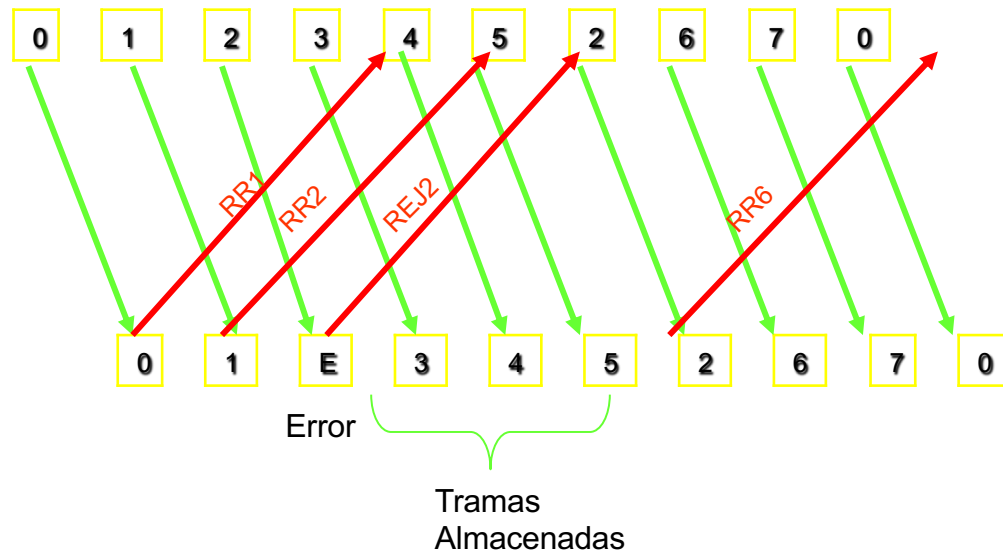
$$P_{ef} = 1 - (1 - P_b)^L = 1 - (1 - 10^{-5})^{1000} = 0.00995$$

$$U = \frac{127 * (1 - 0.00955)}{(667.66) * (1 + 0.00955 * (126))}$$

$$U = \frac{125.73635}{1504.577} = 0.0835 \quad U = 8.35\%$$



Selective Repeat (Rechazo Selectivo)





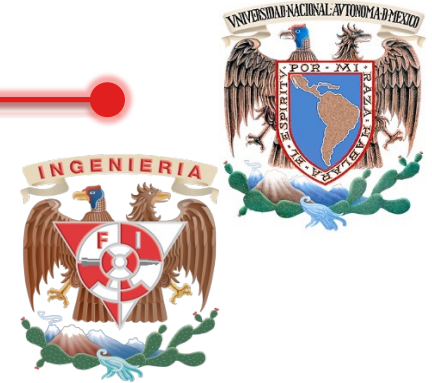
Selective Repeat (Rechazo Selectivo)

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} + \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}) * (W)}$$

1) Sin errores: $N=0$, $T_{proc}=0$ y $T_{ack}=0$

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + 0 + 0 + \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + 0 + 0) * (W)}$$

$$U = \frac{W}{(1 + 2a)}$$



2) Con errores: $T_{\text{proc}}=0$ y $T_{\text{ack}}=0$

Si $w < 1+2a$

$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{(1 + 2a)}$$

Si $w \geq 1+2a$, se usa $w=1+2a$

$$U = 1 - P_{ef}$$



3) Sin errores: $T_{proc} \neq 0$ y $T_{ack} \neq 0$

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} + \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}) * (W)}$$

$$b = \frac{T_{proc} + T_{ack}}{T_f}$$

$$C = T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}$$

Si $w < 1 + 2a + b < c$

$$U = \frac{W}{(1 + 2a + b)}$$

Si $w \geq 1 + 2a + b \geq c$

$$U = 1$$



4) Con errores: $T_{proc} \neq 0$ y $T_{ack} \neq 0$

$$U = \frac{T_f * W}{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack} + \frac{P_{ef}}{1 - P_{ef}} * (T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}) * (W)}$$

$$C = \frac{T_f + 2T_\tau + T_{proc} + T_{ack}}{T_f}$$

Si $w < C$

Si $w \geq C$

$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{C}$$

$$U = 1 - P_{ef}$$

Capa de Enlace



Ejercicio. Una serie de tramas de 1000 bits se transmiten por un enlace de 100 km, a la velocidad de 20 Mbps. Si el enlace tiene una propagación de 2×10^8 m/s y un $BER = 4 \times 10^{-5}$. Calcula la utilización del canal para los siguientes protocolos de enlace

- Parada y espera
- Vuelta para atrás con $W=10$
- Rechazo selectivo con $W=10$
- Rechazo selectivo en una línea privada de 10 kms de largo. Tasa de Transferencia 200 Mbps, $BER = 1 \times 10^{-3}$ $W=7$ $T_{proc} = 1ms$ $L_{ack} = 100$ bytes

Capa de Enlace

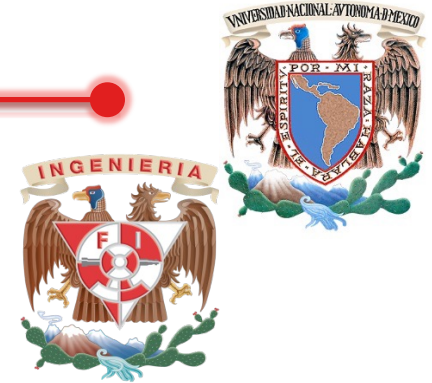


a) Parada y espera

$$U = \frac{1 - P_{ef}}{1 + 2a} \quad a = \frac{T_\tau}{T_f} \quad T_f = \frac{L}{C} \quad T_\tau = \frac{\ell}{vel_{prop} * vel_{luz}}$$

$$T_f = \frac{1000}{2 \times 10^6} = 50^{-6} [s] \quad T_\tau = \frac{100 \times 10^3}{2 \times 10^8} = 0.5 \times 10^{-3} [s]$$

$$P_{ef} = 1 - (1 - P_b)^L = 1 - (1 - 4 \times 10^{-5})^{1000} = 3.921 \times 10^{-2}$$



$$a = \frac{0.5 \times 10^{-3}}{50 \times 10^{-6}} = 10$$

$$U = \frac{1 - 3.921 \times 10^{-2}}{1 + 2(10)}$$

Eficiencia del Stop & Wait ejercicio a

$$U = 0.0457 = 4.57\%$$



b) Vuelta para atrás con $W=10$

Encontrar w con respecto a $1+2a$

$$1+2a=1+2(10)=21$$

$$W=10 \quad w < 1+2a$$

$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{(1 + 2a) * (1 + P_{ef}(W - 1))}$$

$$P_{ef} = 1 - (1 - P_b)^L = 1 - (1 - 4 \times 10^{-5})^{1000} = 0.0392$$



$$U = \frac{10 * (0.96079)}{(21) * (1 + 3.92 \times 10^{-2} * (9))}$$

$$U = \frac{9.6079}{28.4106} = 0.3381$$

$$U = 0.3381 = 33.81\%$$



c) Rechazo selectivo con $W=10$

$$U = \frac{W(1 - P_{ef})}{(1 + 2a)} = \frac{10(1 - 3.92 \times 10^{-2})}{1 + 2(10)}$$

$$U = \frac{9.6079}{21} = 0.4575 = 45.75\%$$

Capa de Enlace



d) Rechazo selectivo en una línea privada de 10 kms de largo. Tasa de Transferencia 200 Mbps, $BER=1 \times 10^{-3}$ $W=7$
 $T_{proc}=1ms$ $L_{ack}=100$ bytes

Ejercicio

$$U=3.12\%$$



Colisiones Tardías

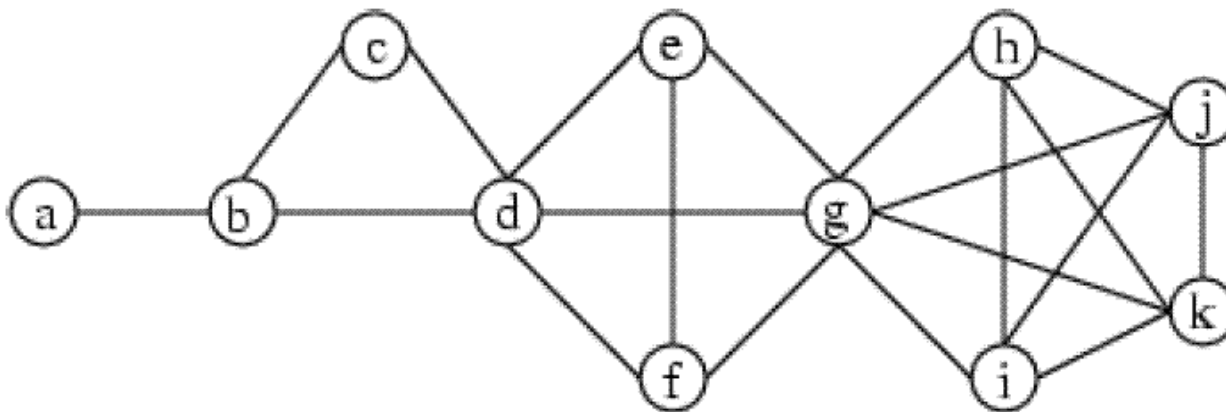
Colisión. Evento normal en un red “**Ethernet**” que indica que dos o más dispositivos están transmitiendo de forma simultánea datos en una red compartida, lo que resulta en la destrucción de esos datos.

Colisión de recepción, colisión recibida. Colisión detectada por el dispositivo que no se encuentra activamente transmitiendo. Al ser detectada por un puerto de repetidor Ethernet, éste envía una señal a los otros puertos del repetidor.



Colisión fantasma. Fenómeno que se produce en los sistemas de par cruzado Ethernet donde el dispositivo de transmisión detecta una colisión inexistente. Estas condiciones falsas pueden venir provocadas por una diafonía excesiva o una interferencia electromagnética.

Colisiones Tardías



Capa de Enlace



Ethernet CSMA/CD a 10 Mbps, enviando un paquete y confirmando (ACK)



$L=5 \text{ km}$, $I= 64 \text{ bytes}$

$$T_{\tau} = \frac{5 \times 10^3}{(0.65) * (3 \times 10^8)} = 25.64 [\mu s] \quad T_f = \frac{(64)(8)}{10 \times 10^6} = 51.2 [\mu s]$$

El bit cero se tarda 25.6×10^{-6} [s] en llegar al destino B. Se detecta la colisión y manda el bit “cero” hacia A, entonces se tarda 25.6×10^{-6} [s] y con ello son 51.2×10^{-6} [s] y eso es igual a T_f (tiempo que procesa todos los bits). Esto es igual a que la estación A esta transmitiendo el bit 511. A entonces detecta la colisión y entonces manda el **JAM**, por lo tanto es una colisión tardía.