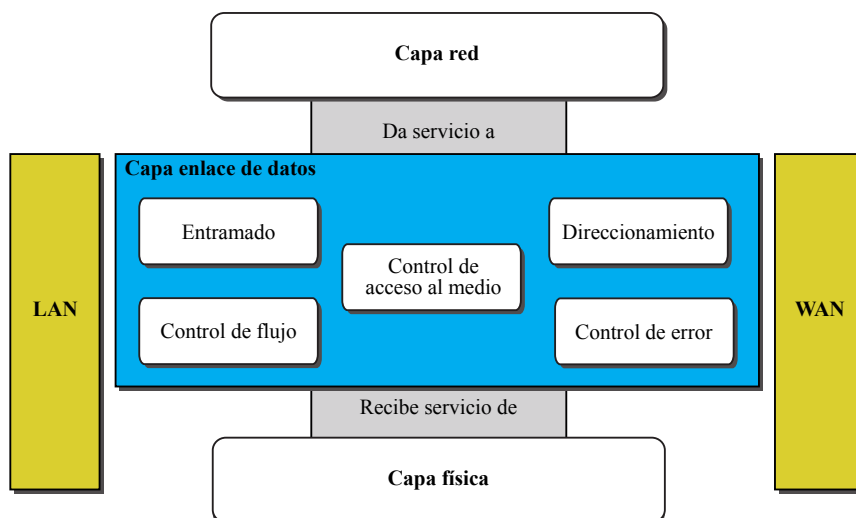


Capítulo 3

Nivel enlace de datos



Generado: 14/11/2024 11:19:23

Cuestiones

Q-3.1 Defina el objetivo del nivel de enlace y enumere las funciones que debe proveer.

Q-3.2 ¿Para qué sirve el control de flujo?

Q-3.3 ¿Qué es una MTU de una red? ¿Cuál es la razón por la que un fichero se divide en tramas más pequeñas a la hora de transmitirlo?

Q-3.4 ¿Qué ventaja presenta el control de flujo mediante ventana deslizante frente al control de flujo mediante parada y espera? ¿Que inconvenientes?

Q-3.5 ¿Qué mecanismo se utiliza en un enlace punto a punto semiduplex para coordina el enlace?

Q-3.6 ¿Qué es un bit de paridad?

Q-3.7 ¿Para qué escenarios de red puede utilizarse el protocolo HDLC? ¿Que escenarios no soporta?

Q-3.8 ¿Para qué sirve el campo de delimitación? Indique al menos dos mecanismos de delimitación habitualmente utilizados.

Q-3.9 ¿Qué tipos de trama se definen en HDLC? Indique ejemplo de uso de cada uno de ellos.

Q-3.10 ¿Identifique las relaciones entre la capacidad de un enlace, la longitud de la trama y la longitud de un enlace para sistemas basados en parada y espera y ventana deslizante con o sin errores? Justifique la respuesta.

Q-3.11 Discute el concepto de redundancia en la detección y corrección de error.

Q-3.12 ¿Qué diferencia hay entre un error simple y error en ráfaga?

Q-3.13 Distingue entre corrección hacia adelante (FEC) y corrección hacia atrás (o corrección basada en retransmisión).

Q-3.14 ¿Cuál es la definición de código de bloque lineal? ¿Cuál es la definición de código cíclico?

Q-3.15 ¿Qué es la distancia Hamming?

Q-3.16 ¿Cómo es el chequeo de paridad simple con respecto al chequeo de paridad en dos dimensiones?

Q-3.17 En CRC, muestra la relación entre las siguientes entidades (tamaño hace referencia al número de bits):

- a) El tamaño del dataword y el tamaño del codeword.
- b) El tamaño del divisor y del resto.

- c) El grado del generador polinomial y el tamaño del divisor.
- d) El grado del generador polinomial y el tamaño del resto

Q-3.18 Define la función de *entramado* (*framing*) y por qué es necesaria.

Q-3.19 Compara y contrasta los protocolos orientados a byte y orientados a bit. ¿Qué categoría fue más popular en el pasado (explica la razón)? ¿Qué categoría es más popular actualmente (explica la razón)?

Q-3.20 Compara y contrasta las técnicas de inserción de byte e inserción de bit.

Q-3.21 Compara y contrasta las técnicas de control de flujo y control de error.

Q-3.22 ¿Qué dos protocolos de control de flujo conocemos para canales libres de error?

Q-3.23 ¿Qué tres protocolos de control de flujo conocemos para canales con error?

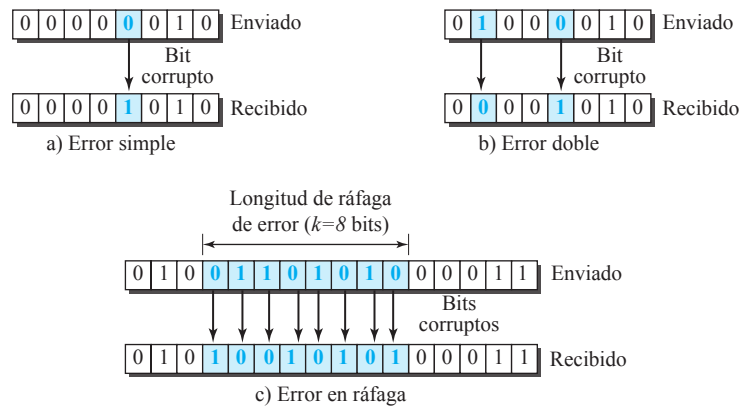
Q-3.24 Explica la razón para evolucionar de protocolo ARQ Parada y Espera hacia ARQ Retroceso-N.

Q-3.25 Compara y contrasta el protocolo ARQ Retroceso-N con ARQ Rechazo Selectivo.

Q-3.26 Define *piggybacking* y su utilidad.

Q-3.27 ¿Qué protocolos de control de flujo conocemos que utilicen técnicas de *pipelining*?

A



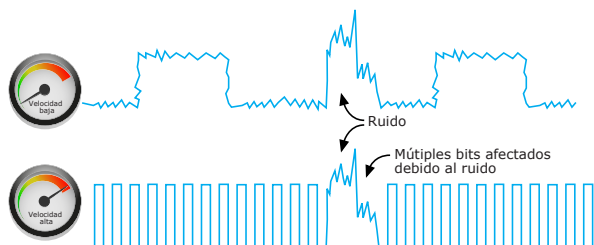
- Bits vulnerables
- Probabilidad de bit erróneo (BER)
- Probabilidad de paquete erróneo (P)

Ref: 3-A-11

Problema:
3.1

¿Cuál es el efecto máximo producido por un ruido en ráfaga de duración 2 ms sobre los datos transmitidos a las siguientes tasas de transmisión?

- a) 1500 bps.
- b) 12 kbps.
- c) 100 kbps.
- d) 100 Mbps.


Resolución:

Los bits que pueden ser afectados por el ruido, *bits vulnerables*, se definen como:

$$BitsVulnerables = TasaDatos \times DuracionRafaga$$

Para una misma duración de ráfaga, 2 ms, los bits alterados dependerán de la tasa de transmisión:

- a) $BitsVulnerables = 1500 \text{ bps} \times 2 \text{ ms} = 3 \text{ bits}$
- b) $BitsVulnerables = 12 \text{ kbps} \times 2 \text{ ms} = 24 \text{ bits}$
- c) $BitsVulnerables = 100 \text{ kbps} \times 2 \text{ ms} = 200 \text{ bits}$
- d) $BitsVulnerables = 100 \text{ Mbps} \times 2 \text{ ms} = 200000 \text{ bits}$

El último ejemplo muestra como un ruido de corta duración puede afectar a un elevado número de bits con altas tasas de datos.

Ref: 3-A-12

Problema:
3.2

Una trama de datos de 2048 bits de longitud se transmite sobre un enlace con un BER (*Bit error rate*) de 10^{-4} . Determine la probabilidad de que la trama sea recibida erróneamente.

**Resolución:**

Sea L la longitud de trama, P la probabilidad de trama errónea y $P_b = BER$ la probabilidad de bit erróneo, entonces:

$$\begin{aligned}
 P[\text{Error en bit}] &= P_b \\
 P[\text{No error en bit}] &= \overline{P[\text{Error en bit}]} = 1 - P_b \\
 P[\text{Trama libre de error}] &= \overbrace{(1 - P_b)(1 - P_b) \cdots (1 - P_b)}^L = (1 - P_b)^L
 \end{aligned}$$

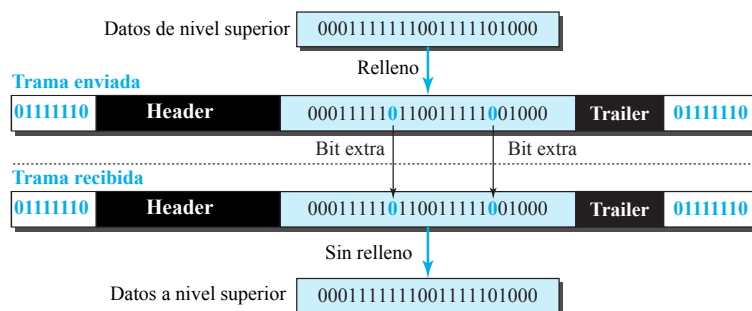
Finalmente,

$$P = P[\text{Trama errónea}] = \overline{P[\text{Trama libre de error}]} = 1 - (1 - P_b)^L = 1 - (1 - 10^{-4})^{2048} = 0,185$$

lo que implica casi un 20 % de probabilidad de trama errónea, es decir, una de cada 5 tramas es errónea.

Alternativamente y para valores elevados de L , podemos utilizar la expresión simplificada, obteniendo un resultado similar:

$$P[\text{Trama errónea}] = \overbrace{P_b + P_b + \cdots + P_b}^L = L \cdot P_b = 2048 \cdot 10^{-4} = 0,2048$$

$$B$$


- ☐ Framming
- ☐ Inserción de bytes
- ☐ Inserción de bits
- ☐ Transparencia de datos

Ref: 3-B-01Problema:
3.3

El siguiente texto es el mensaje de nivel superior que debe ser enviado a través de un enlace de datos utilizando un protocolo orientado a byte:

a b ESC c ESC FLAG FLAG d

Nota:

- FLAG es el identificador de inicio/fin de trama.
- ESC es el carácter de escape.

¿Cuál es la salida producida después de la inserción de bytes?

Resolución:

Después de la inserción de bytes (suponemos solamente el campo *Información*):

a b ESC ESC c ESC ESC ESC FLAG ESC FLAG d

Ref: 3-B-02

Problema:
3.4

Una cadena de bits, 011110111110111110, necesita ser transmitido en la capa de enlace de datos, ¿cuál es la secuencia de bits transmitida después del relleno de bits?

Resolución:

Después de la inserción de bits:

011110111110011111010

Ref: 3-B-03

Problema:
3.5

Supongamos un nivel de enlace de datos donde se codifican los siguientes caracteres:

A: 01000111

B: 11100011

FLAG: 01111110

ESC: 11100000

Mostrar la secuencia de bits transmitidos (en binario) para una trama formada por cuatro caracteres:

A B ESC FLAG

en cada uno de los siguientes métodos de entramado:

- Conteo de bytes (*byte count*).
- Flags con relleno de bytes.
- Flags con relleno de bits.

Resolución:

- Con la técnica de conteo de bytes, la trama se inicia con un byte que indica el nº de bytes que vienen a continuación, en este caso, 4 bytes, por lo tanto:

00000100 01000111 11100011 11100000 01111110

- Los caracteres a transmitir se insertan entre caracteres FLAG, y los caracteres ESC y FLAG deben ser precedidos por el carácter ESC:

01111110 01000111 11100011 11100000 11100000 11100000 01111110 01111110

- Se realiza relleno con 0 cuando hay cinco 1s consecutivos fuera de los flags:

01111110 01000111 110100011 111000000 011111010 01111110

Ref: 3-B-05

Problema:
3.6

Delimita la siguiente secuencia de caracteres para su transmisión utilizando técnicas orientadas a flujos de caracteres. El carácter de escape se representa mediante el carácter DLE (*Data Link Escape*).

STX ETX DLE a b c DLE d e DLE STX f

Resolución:

DLE STX STX ETX DLE DLE a b c DLE DLE d e DLE DLE STX f DLE ETX

Ref: 3-B-09Problema:
3.7

Realiza la inserción de bits en la siguiente secuencia de bits para ser insertado en el campo información de un protocolo orientado a bit.

000111111100111110100011111111110000111

Resolución:

La inserción de bits resultante:

00011111011001111100100011111011111010000111

Ref: 3-B-10

Problema:
3.8

Suponiendo la siguiente secuencia el campo información de un protocolo orientado a bit, realiza el proceso de eliminación de bits.

00011111000001111101110100111011111000001111

Resolución:

La secuencia de datos extraída será:

00011111^000011111^1110100111011111^00001111

Ref: 3-B-12
Problema:
3.9

Dado el siguiente campo información de un protocolo orientado a byte en el receptor, extrae la secuencia de datos una vez han eliminado los bytes insertados. Suponemos byte de escape (ESC) y byte de flag (FLAG):

ESC ESC a ESC FLAG b c ESC FLAG ESC ESC d e f

Resolución:

La secuencia de datos extraída será:

ESC ^ a ^ FLAG b c ^ FLAG ^ ESC d e f

Ref: 3-B-13

Problema:
3.10

Por motivos de eficiencia, en HDLC se propone el mecanismo de simple *flag*, de forma que un *flag* indica el fin de trama y el inicio de la siguiente. Tiene el inconveniente de los problemas causados por error simples.

- a) Explica cómo un error simple puede unir dos tramas en sólo una.
- b) Explica cómo un error simple puede partir una trama simple en dos tramas diferentes.

Resolución:

- a) Cuando se utiliza un *flag* tanto para fin como para inicio de trama (es decir, un patrón de 8 bits se utiliza para indicar el final de una trama y el principio de la siguiente), entonces, un error de bit simple en el *flag* altera el *flag* de forma que el receptor no reconoce dicho *flag*. Por lo tanto, el receptor asume que todo es una sólo trama.
- b) Si un bit de error en algún punto de la trama entre los dos *flag* produce como resultado el patrón 01111110, entonces ese octeto se reconocería como el *flag* que delimita el final de la trama y el inicio de la siguiente.

Ref: 3-B-14

Problema:
3.11

Codifica la secuencia de bits utilizando NRZ-L. ¿Se obtiene algún beneficio añadido con el relleno de bits?

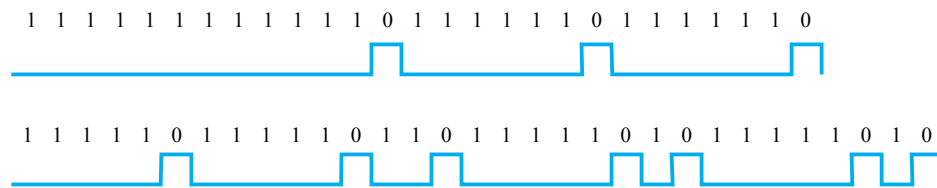
Patrón original:

111111111111011111101111110

Después de relleno de bits:

1111101111101101111101011111010

Resolución:



Uno de los problemas de NRZ-L es la falta de capacidad de sincronización: una cadena larga de 1s o 0s produce una salida constante de voltaje sin transiciones. Con el relleno de bits, por lo menos, se elimina la posibilidad de largas cadenas de 1s.

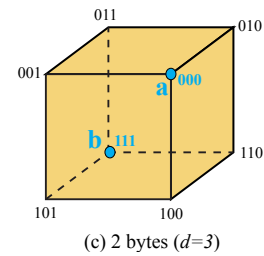
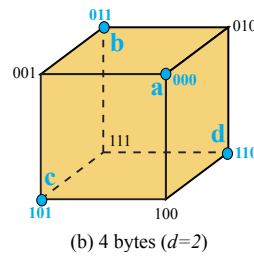
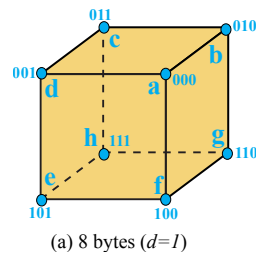
Ref: 3-B-16

Problema:
3.12

¿Cuál es la máxima sobrecarga en un algoritmo de relleno de bytes?

Resolución:

La máxima sobrecarga ocurre cuando toda la carga de datos está formada sólo por bytes ESC y FLAG. En este caso, la sobrecarga sería del 100 %.

$$C$$


- ☐ Control de errores
- ☐ Datawords y codewords
- ☐ Códigos $C(n, k)$
- ☐ Redundancia
- ☐ Distancia Hamming
- ☐ Codewords válidos/inválidos
- ☐ Bit de paridad
- ☐ Bit de paridad 2D
- ☐ Códigos lineales
- ☐ Códigos cíclicos
- ☐ Capacidad de detección y/o corrección

Ref: 3-C-01

Problema:
3.13

Supongamos un código definido $k = 2$ y $n = 3$, con la lista de *datawords* y *codewords* en tabla adjunta:

Dataword	Codeword
00	000
01	011
10	101
11	110

Se pide:

- Explica la capacidad de detección y/o corrección del código.
- Suponiendo que el emisor codifica el dataword 01 como 011 y lo envía la receptor, explicar el funcionamiento del código en el caso de recibir las secuencias 000, 011, 101 y 110.
- ¿Cuál es la distancia Hamming mínima del código representado en la tabla? Justifica y pon ejemplo de detección de error.
- Indica los *codewords* inválidos que serán detectados de forma correcta.
- ¿Es un código *lineal*? Justifica la respuesta.
- Razona qué código está representado en la tabla.
- Supongamos que el emisor envía el dataword 10 y un error en ráfaga de 2 bits, afectando a los últimos bits. ¿El receptor puede detectar el error? Argumenta la respuesta.
- Idem. que el apartado anterior, pero con un error en ráfaga 3 bits.

Resolución:

- La distancia Hamming mínima es 2, lo que implica que sólo puede detectar un error de transmisión.
- El emisor codifica el dataword 01 como 011 y lo envía la receptor. Se supone la recepción de los siguientes datawords:

000: El mensaje se distorsiona en el medio de transmisión, el receptor recibe el codeword 000, lo que significa que los dos bits de menor peso se han corrompido. Es un codeword válido, por lo que el receptor extrae el dataword 00 de forma incorrecta.

011: Receptor recibe 011, que es un codeword válido y extrae el dataword 01.

101: Idem que el primer caso, donde han sido distorsionados los dos bits de mayor peso, se trata de un codeword válido, por lo que el receptor extrae, de forma incorrecta, el dataword 10.

110: Idem que los apartados anteriores, donde han sido distorsionados los bits de los extremos y el receptor extrae, otra vez de forma incorrecta, el dataword 11.
- La distancia mínima del código representado en la tabla es 2. Este código garantiza la detección de sólo un error simple. Por ejemplo, si se envía el tercer codeword (101) y se produce un error, el codeword recibido no coincide con ninguno válido. Sin embargo, si se producen dos errores, el codeword recibido puede coincidir con algún codeword válido y, por lo tanto, los errores no serán detectados.
- Los codewords que serán detectados como errores de transmisión son: 001, 010, 100 y 111.
- Si. Porque la XOR de dos codewords se obtiene otro codeword válido.

- f) Se trata de un código de detección de error muy utilizado, denominado **Código de chequeo de paridad**. Se trata de un código lineal. En este código, un dataword de k bits se sustituye por un codeword de n bits, donde $n = k + 1$. El bit extra, denominado bit de paridad, se selecciona de forma que el total de 1s en el codeword es par. La distancia mínima del código es $d_{\min} = 2$, lo que significa que es un código detector de un error simple. Se denomina $C(3, 2)$.
- g) El codeword para el dataword 10 es 101. Si se produce un error en ráfaga de 2 bits, el codeword cambiará a 110. Este patrón recibido es uno de los codewords válidos, por lo tanto, el receptor habrá recibido una secuencia con error, pero NO la detecta, aceptando, por tanto, el dataword 11.
- h) El error en ráfaga de 3 bits cambiará el codeword enviado a 010. Este patrón NO es un codeword válido, por lo tanto, el receptor SI detectará el error y descartará el patrón de bits recibido.

Ref: 3-C-05

Problema:
3.14

Calcule las distancias Hamming, uno a uno, entre los siguientes codewords:

a) 00000, 10101, 01010

b) 000000, 010101, 101010, 110110



Resolución:

a) 00000, 10101, 01010

	00000	10101	01010
00000	0	3	2
10101	3	0	5
01010	2	5	0

b) 000000, 010101, 101010, 110110

	000000	010101	101010	110110
000000	0	3	3	4
010101	3	0	6	3
101010	3	6	0	3
110110	4	3	3	0

Ref: 3-C-06

Problema:
3.15

Aplica la operación XOR sobre los siguientes pares de patrones. Interpreta el resultado.

- a) $10001 \oplus 10001$
- b) $11100 \oplus 00000$
- c) $10011 \oplus 11111$



XOR

Resolución:

$$\begin{array}{r} a) \quad \oplus \quad 10001 \\ \quad \quad 10001 \\ \hline \quad \quad 00000 \end{array}$$

Interpretación: $X \oplus X \rightarrow 0$

$$\begin{array}{r} b) \quad \oplus \quad 11100 \\ \quad \quad 00000 \\ \hline \quad \quad 11100 \end{array}$$

Interpretación: $X \oplus 0 \rightarrow X$

$$\begin{array}{r} c) \quad \oplus \quad 10011 \\ \quad \quad 11111 \\ \hline \quad \quad 01100 \end{array}$$

Interpretación: $X \oplus 1 \rightarrow \sim X$

Interpretación:

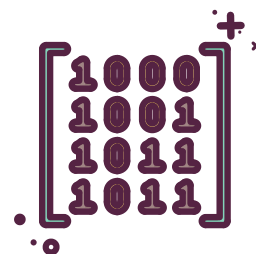
- 0, significa una palabra con todos los bits 0.
- 1, significa una palabra con todos los bits 1.
- $\sim X$, significa el complemento de X .

Ref: 3-C-07

Problema:
3.16

Dado un código de bloque donde añadimos dos bits redundantes a cada dataword de 8 bits.

- Define los parámetros k , r y n .
- ¿Cuántos codewords válidos define?
- ¿Cuántos codewords no válidos define?


Resolución:

- $k = 8$, $r = 2$, $n = 8 + 2 = 10$.
- El número de codewords válidos es $2^k = 2^8 = 256$.
- El número de codewords no válidos es $2^n - 2^k = 2^{10} - 2^8 = 768$.

Ref: 3-C-08

Problema:
3.17

¿Es lineal el código representado por los siguientes codewords? Razona la respuesta.

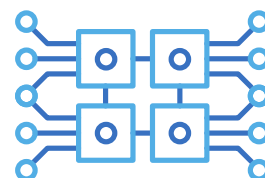
$$\{00000, 01011, 10111, 11111\}$$
Resolución:

La operación XOR entre el segundo y tercer codeword $01011 \oplus 10111$ es igual a 11100 , que no está en el código, por lo tanto, el código NO es lineal.

Ref: 3-C-12

Problema:
3.18

Un objetivo predefinido en las conexiones RDSI (*Red Digital de Servicios Integrados*) es que la BER en un canal a 64 kbps debe ser menor que 10^{-6} para, por lo menos, el 90 % de los intervalos observados de 1 minuto de duración. Suponga ahora que se tiene un usuario con requisitos menos exigentes para el que, en el mejor de los casos, sería aceptable una trama con un bit erróneo no detectable ocurriera por cada día de funcionamiento continuo en una canal a 64 kbps. Suponga que la longitud de la trama es de 1000 bits. ¿Cumple los requisitos establecidos por la RDSI?

**Resolución:**

Definimos las siguientes probabilidades:

P_b : Probabilidad de bit erróneo o probabilidad de que un bit sea recibido con error; también se conoce como tasa de bit erróneo (BER).

P_1 : Probabilidad de que una trama llegue libre de bits erróneos.

P_2 : Probabilidad de trama errónea, incluso utilizando algún algoritmo de detección de errores (error no detectado).

El número de tramas que se pueden transmitir por día completo de funcionamiento:

$$n = \frac{64 \cdot 10^3 \cdot 24 \cdot 60 \cdot 60}{1000} = 5,5296 \cdot 10^6 \text{ tramas}$$

Y que en el mejor de los casos, el escenario aceptado por el usuario, donde se podría producir un bit erróneo no detectado al día, implica que se produciría una trama errónea no detectada, por lo tanto, la probabilidad de trama errónea no detectada:

$$P_2 = \frac{1}{n} = \frac{1}{5,5296 \cdot 10^6} = 18 \cdot 10^{-8}$$

Las especificaciones RDSI indican una probabilidad de bit erróneo, $P_b = 10^{-6}$, entonces, la probabilidad de trama de longitud L , libre de error:

$$P_1^{RDSI} = (1 - P_b)^L = (1 - 10^{-6})^{1000} = 0,999$$

entonces, la probabilidad de trama errónea no detectable, en RDSI:

$$P_2^{RDSI} = 1 - P_1^{RDSI} = 1 - 0,999 \approx 10^{-3}$$

y como se tiene que:

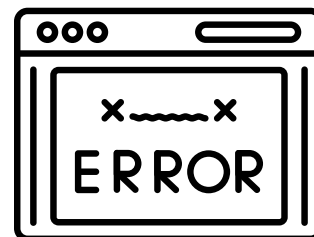
$$P_2^{RDSI} \gg P_1 \rightarrow 10^{-3} \gg 18 \cdot 10^{-8}$$

es decir, la probabilidad de error no detectable es mucho mayor que la probabilidad de errores detectables, aproximadamente, tres órdenes de magnitud más grande que lo especificado en los requisitos del usuario, en consecuencia, RDSI **NO** cumple los requisitos.

Ref: 3-C-13Problema:
3.19

Supongamos una trama formada por dos caracteres de cuatro bits cada uno. Supongamos una probabilidad de bit erróneo de 10^{-3} y que cada bit es independiente del resto.

- ¿Cuál es la probabilidad de que la trama en el receptor contenga, al menos, un bit erróneo?
- Ahora, supongamos que añadimos un bit de paridad a cada carácter. Recalcula la probabilidad anterior.



Sol: a) 0,008 b) 0,01

Ref: 3-C-16

Problema:
3.20

Para incrementar la capacidad de detección del bit de paridad se suelen organizar los caracteres en una tabla y calcular el bit de paridad por columnas y filas (bit de paridad bidimensional). La paridad de fila se envía con el byte y la paridad de columna se envía mediante un byte extra. Suponer el envío de la siguientes secuencias:

```
1100111
1011101
0111001
0101001
```

Explicar si serán detectados los siguientes errores.

- Un error en (R3,C3).
- Dos errores en (R3,C4) y (R3,C6).
- Tres errores en (R2,C4), (R2,C5) y (R3,C4).
- Cuatro errores en (R1,C2), (R1,C6), (R3,C2) y (R3,C6).

Resolución:

Se calculan los bits de paridad por filas y posteriormente por columnas:

	C1	C2	C3	C4	C5	C6	C7	
R1	1	1	0	0	1	1	1	1
R2	1	0	1	1	1	0	1	1
R3	0	1	1	1	0	0	1	0
R4	0	1	0	1	0	0	1	1
	0	1	0	1	0	1	0	1

- Detectado y corregido. En el caso de un error, se puede detectar y corregir ya que los dos bits de paridad pueden definir la posición del bit erróneo. El mensaje se acepta.

	C1	C2	C3	C4	C5	C6	C7	
R1	1	1	0	0	1	1	1	1
R2	1	0	1	1	1	0	1	1
R3	0	1	0	1	0	0	1	0
R4	0	1	0	1	0	0	1	1
	0	1	0	1	0	1	0	1

- Detectado. Dos errores se pueden detectar porque afecta a dos bits de la columna de paridad. El receptor detecta que el mensaje tiene algo corrupto, pero no puede detectar la posición. El mensaje, en su totalidad, se descarta.

	C1	C2	C3	C4	C5	C6	C7	
R1	1	1	0	0	1	1	1	1
R2	1	0	1	1	1	0	1	1
R3	0	1	1	0	0	1	1	0
R4	0	1	0	1	0	0	1	1
	0	1	0	1	0	1	0	1

- No detectado y corregido incorrectamente. El receptor creerá que solamente es erróneo el bit (R3,C5), por lo que, los bits de paridad pueden definir su posición, será incorrectamente corregido y, por lo tanto, la totalidad del mensaje, incorrectamente aceptado.

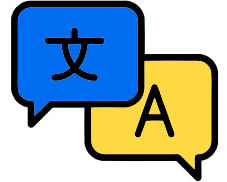
	C1	C2	C3	C4	C5	C6	C7	
R1	1	1	0	0	1	1	1	1
R2	1	0	1	0	0	1	1	1
R3	0	1	1	0	0	0	1	0
R4	0	1	0	1	0	0	1	1
	0	1	0	1	0	1	0	1

- No detectado. No se puede detectar porque ninguno de los bits de paridad están afectados.

	C1	C2	C3	C4	C5	C6	C7	
R1	1	0	0	0	1	0	1	1
R2	1	0	1	1	1	0	1	1
R3	0	0	1	0	0	1	1	0
R4	0	1	0	1	0	0	1	1
	0	1	0	1	0	1	0	1

Ref: 3-C-33Problema:
3.21

¿Cuántos bits han de tener, como mínimo, los codewords de un código de transmisión si se desea que codifique las 26 letras del abecedario, los 10 signos numéricos, 20 signos de control y que además incluya un bit de paridad?



Sol: 7 bits

Ref: 3-C-34

Problema:
3.22

Encuentra la distancia Hamming mínima en los siguientes casos:

- Detección de dos errores.
- Corrección de dos errores.
- Detección de 3 errores o corrección de 2 errores.
- Detección de 6 errores o corrección de 2 errores.

Resolución:

Tenemos que:

- Para la detección de s errores, se tiene que cumplir:

$$d_{\min} = s + 1$$

- Para la corrección de t errores, se tiene que cumplir:

$$d_{\min} = 2t + 1$$

Entonces:

- Detección de dos errores: $\rightarrow d_{\min} = 2 + 1 = 3$
- Corrección de dos errores: $\rightarrow d_{\min} = 2 \cdot 2 + 1 = 5$
- Para la detección de 3 errores: $\rightarrow d_{\min} = 3 + 1 = 4$
 - Para la corrección de 2 errores: $\rightarrow d_{\min} = 2 \cdot 2 + 1 = 5$

Por lo tanto, la $d_{\min}$ debería ser 5.

- Para la detección de 6 errores: $\rightarrow d_{\min} = 6 + 1 = 7$
 - Para la corrección de 2 errores: $\rightarrow d_{\min} = 2 \cdot 2 + 1 = 5$

Por lo tanto, la $d_{\min}$ debería ser 7.

Ref: 3-C-37

Problema:
3.23

Suponiendo paridad par, encuentra el bit de paridad para cada una de las siguientes unidades de datos (*datawords*):

- a) 1001011
- b) 0001100
- c) 1000000
- d) 1110111

Resolución:

	Dataword		Número de 1s		Paridad	Codeword
a)	1001011	→	4 (par)	→	0	10010110
b)	0001100	→	2 (par)	→	0	00011000
c)	1000000	→	1 (impar)	→	1	10000001
d)	1110111	→	6 (par)	→	0	11101110

Ref: 3-C-41

Problema:
3.24

Supongamos que necesitamos crear codewords que puedan corregir, automáticamente, errores de un bit. ¿Cuál debería ser el número de bits redundantes (r) dado el número de bits en el dataword (k)? Recuerde que el codeword necesita $n = k + r$ bits y se denomina $C(n, k)$.

Encuentra el código $C(n, k)$ en los siguientes casos:

- a) $k = 1$, $k = 2$, $k = 5$, $k = 50$, $k = 1000$

Hasta ahora hemos analizado cómo calcular el número de bits que son necesarios añadir al dataword para corregir un bit erróneo simple. Si necesitamos corregir más de un bit, el número de bits redundantes se incrementa. ¿Cuál sería el número de bits redundantes (r) para corregir automáticamente uno o dos bits erróneos (no necesariamente contiguos) en un dataword de tamaño k ?

- b) Encuentra el código $C(n, k)$ en los mismos casos que el apartado anterior.

A partir de las conclusiones obtenidas en los apartados anteriores, podemos obtener una expresión general para corregir cualquier número de errores (m) en un codeword de tamaño (n).

- c) Utilizando las combinaciones de n elementos tomando x elementos en cualquier instante, desarrolla la ecuación.

Resolución:

- a) En este caso, el número de bits redundantes necesita encontrar $(n + 1)$ estados diferentes porque el bit erróneo puede estar en cualquiera de esos n bits o en ningún bits (no error). Un conjunto de r bits puede definir 2^r estados, lo que significa que se debe cumplir:

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

recordando que, $n = k + r$, es necesario encontrar el valor mínimo de r que resuelve la siguiente ecuación:

$$2^r \geq k + r + 1 \quad (3.1)$$

Para el caso $k = 1$, el valor mínimo de r que cumple la expresión (3.1), obtenido mediante prueba y error, es $r = 2$, ya que:

$$2^2 \geq 1 + 2 + 1$$

por lo tanto:

$$n = k + r = 1 + 2 = 3$$

luego el código viene definido por $C(3, 1)$. Para cada valor de k , los diferentes valores quedan reflejados en la siguiente tabla:

k	r	n	Condición	Código
1	2	3	$2^2 \geq 3 + 1$	$C(3, 1)$
2	3	5	$2^3 \geq 5 + 1$	$C(5, 2)$
5	4	9	$2^4 \geq 9 + 1$	$C(9, 5)$
50	6	56	$2^6 \geq 56 + 1$	$C(56, 50)$
1000	10	1010	$2^{10} \geq 1010 + 1$	$C(1010, 1000)$

- b) Dos bits pueden ser erróneos en cualquier lugar del codeword, un bit puede ser erróneo en cualquier lugar del codeword, lo que implica que el codeword estará corrupto. En este caso, la secuencia de r bits que se necesita definir:

$$\binom{n}{2} + n + 1$$

Un conjunto de r bits puede definir 2^r estados, lo que significa que se debe cumplir la siguiente relación:

$$2^r \geq \binom{n}{2} + n + 1 \quad (3.2)$$

Considerando que $n = k + r$, entonces, a partir de la ecuación (3.2), necesitamos resolver la siguiente ecuación, obteniendo el mínimo valor de r que resuelve la ecuación:

$$2^r \geq \binom{k+r}{2} + (k+r) + 1 \quad (3.3)$$

Para el caso $k = 1$, el valor mínimo de r que cumple la expresión (3.3) es $r = 4$, ya que:

$$2^4 \geq \binom{5}{2} + 5 + 1$$

por lo tanto:

$$n = k + r = 1 + 4 = 5$$

luego el código viene definido por:

$$C(5, 1)$$

Los diferentes valores quedan reflejados en la siguiente tabla:

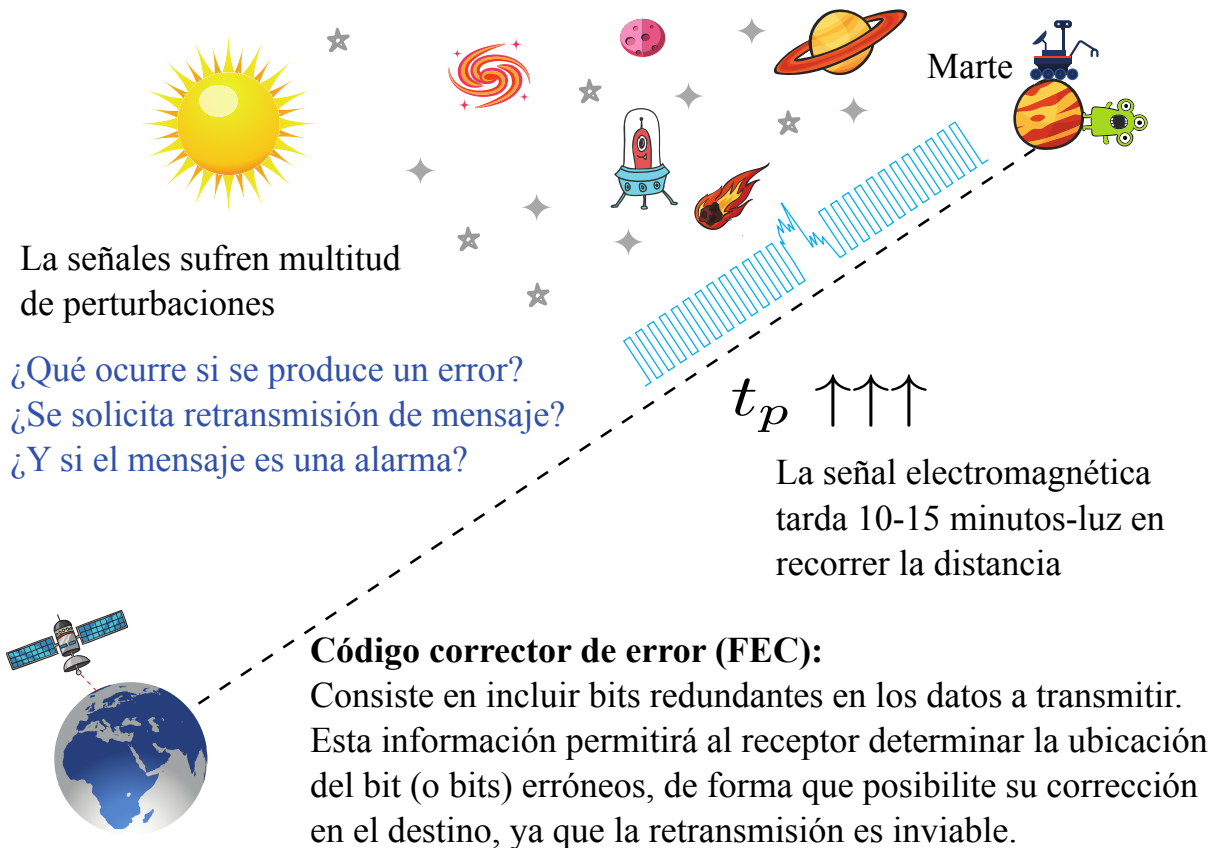
k	r	n	Condición	Código
1	4	5	$2^4 \geq \binom{5}{2} + 5 + 1$	$C(5, 1)$
2	5	7	$2^5 \geq \binom{7}{2} + 7 + 1$	$C(7, 2)$
5	7	12	$2^7 \geq \binom{12}{2} + 12 + 1$	$C(12, 5)$
50	11	61	$2^{11} \geq \binom{61}{2} + 61 + 1$	$C(61, 50)$
1000	19	1019	$2^{19} \geq \binom{1019}{2} + 1019 + 1$	$C(1019, 1000)$

- c) En términos generales, si necesitamos corregir m bits en un codeword de n bits, necesitamos contemplar las siguientes combinaciones:
- Combinación de n elementos sin tomar ningún elemento, por tanto, $\binom{n}{0} \rightarrow$ el estado de no error.
 - Combinación de n elementos tomados de uno en uno, $\binom{n}{1} \rightarrow$ el estado de error en un bit.

- Combinación de n elementos tomados de dos en dos, $\binom{n}{2} \rightarrow$ el estado de un error doble.
- Etc.

En consecuencia, la relación entre r (número de bits redundantes) y m (número de bits erróneos) en un codeword de tamaño n :

$$2^r \geq \binom{n}{m} + \binom{n}{m-1} + \cdots + \binom{n}{1} + \binom{n}{0}$$

$$D$$


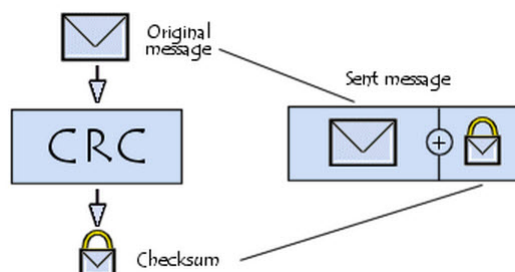
- ☐ CRC: división módulo 2
- ☐ CRC: códigos polinómicos
- ☐ CRC: lógica digital
- ☐ Análisis de prestaciones de CRC
- ☐ Código Hamming
- ☐ Error aditivo

Ref: 3-D-02

Problema:
3.25

Se envía la siguiente secuencia de bits de datos 1001101 a la que se le añaden bits de CRC utilizando el polinomio generador $G(x) = x^2 + x + 1$. El receptor recibe $x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + 1$.

- ¿Ha ocurrido algún error de transmisión? Justifica la respuesta.
- Representa el circuito en lógica digital que implementa este CRC y representa, paso a paso, su funcionamiento en el receptor.

**Resolución:**

- Obtenemos el FCS para la secuencia $M = 1001101$. Siendo $G = 111$ y n el número de bits del FCS, tenemos que calcular el resto de la siguiente división:

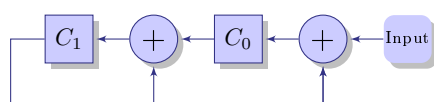
$$\frac{2^n \cdot M}{G} \Rightarrow (2^n M) \bmod G = (2^2 \cdot 1001101) \bmod 111 = 01$$

Por lo tanto la secuencia a enviar es: 100110101

Si la secuencia recibida es $x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + 1 = 110110101$, que no coincide con la secuencia enviada, por tanto, *la secuencia recibida es errónea*.

Este apartado muestra la forma matemática de obtener el CRC, mostrando que el 'insertar n ceros' al principio del mensaje M consiste en multiplicar M por 2^n , y posteriormente obtener el resto de la división, es decir, aplicar la operación $\bmod$. Finalmente, vemos la conversión de un polinomio a bits (mensaje recibido) que debería de coincidir con lo obtenido anteriormente.

- El circuito de lógica digital y la comprobación paso a paso del CRC por parte del receptor, a continuación. Una vez han pasado todos los bits por el circuito, los registros contienen un valor distinto de 0, lo que indica que la trama es errónea.



t	C ₁	C ₀	C ₁ ⊕ C ₀	C ₁ ⊕ Input	Input
1	0	0	0	1	1
2	0	1	1	1	1
3	1	1	0	1	0
4	0	1	1	1	1
5	1	1	0	0	1
6	0	0	0	0	0
7	0	0	0	1	1
8	0	1	1	0	0
9	1	0	1	0	1
10	1	0			

Tener en cuenta que al ser calculado el CRC en el receptor no se insertan ceros adicionales al final del mensaje, y que el resultado del circuito es una vez ha sido procesado el último bit. El resultado debe ser igual que el obtenido mediante la división $\bmod 2$ sin acarreo.

Ref: 3-D-03

Problema:
3.26

Indica las propiedades de detección de errores del polinomio $G(x) = x^5 + x^4 + x + 1$.

Resolución:

A partir de $G(x)$, el grado del polinomio generador es $r = 5$, por lo tanto, el análisis de los errores tipificados quedaría como sigue:

- a) *Errores de un bit*: el polinomio de error de un bit se expresa como $E(X) = x^i$, que para que sea divisible por $G(x)$, este debería ser monomio. Como $G(x)$ no es monomio, se detectan los errores de un bit.
- b) *Errores dobles*: el polinomio de error se representaría como $E(X) = x^i + x^j = x^j(x^{i-j} + 1)$. Para que se detecten los errores dobles, se debe cumplir¹:

$$\left| \frac{E(x)}{G(x)} \right| \neq 0 \Leftrightarrow \left| \frac{x^j}{G(x)} \right| \neq 0 \wedge \left| \frac{x^{i-j} + 1}{G(x)} \right| \neq 0$$

Analizando:

- $\left| \frac{x^j}{G(x)} \right| \neq 0$ se cumple porque $G(x)$ no es monomio.
 - $\left| \frac{x^{i-j} + 1}{G(x)} \right| \neq 0$ se cumple si la distancia entre errores, $(i-j)$, es tal que, $(i-j) \leq r$, luego, $(i-j) \leq 5$, ya que el resto de la división entre un polinomio y otro de menor grado siempre es distinto de cero.
- c) *Errores impares*: para el análisis de errores impares es necesario comprobar si $(x+1) \in G(x)$, por lo tanto, aplicando Ruffini:

$$\begin{array}{r|rrrrrr} & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ -1 & & -1 & 0 & 0 & 0 & -1 \\ \hline & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{array}$$

se obtiene que el resto de dividir $G(x)$ entre $(x+1)$ es 0, y por lo tanto, $G(x) = (x+1)(x^4+1)$, lo que implica que $(x+1) \in G(x)$, y por lo tanto, si detecta errores impares.

- d) *Errores en ráfagas*: tenemos tres posibles casos:

- Ráfagas de longitud $k \leq r$ bits, se detectan todas, luego, las ráfagas de longitud $k \leq 5$ bits, son detectadas todas.
- Ráfagas de longitud $k = r + 1$ bits se detectan con probabilidad:

$$P = 1 - \frac{1}{2^{r-1}}$$

por lo tanto, las ráfagas de longitud $k = 6$, se detectan con probabilidad:

$$P = 1 - \frac{1}{2^4} = 0,9375$$

- Ráfagas de longitud $k > r + 1$ bits se detectan con probabilidad:

$$P = 1 - \frac{1}{2^r}$$

por lo tanto, las ráfagas de longitud $k > 6$, se detectan con probabilidad:

$$P = 1 - \frac{1}{2^5} = 0,9687$$

Con las propiedades de detección lo que aportamos es la capacidad que tiene un determinado polinomio generador de detectar algunos tipos de errores: 1 bit, pares y distintos tipos de ráfagas.

Ref: 3-D-07

Problema:
3.28

Dado el mensaje $M = 101010010010$. Obtener M' , resultado de aplicar código Hamming (PAR) sobre M .

Resolución:

A partir del mensaje $M = 101010010010$, donde el n° de bits es $m = 12$, es necesario calcular el n° de bits de paridad necesarios (r). Para ello, se debe cumplir:

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

por lo tanto, $r = 5$. y los denotaremos por r_1, r_2, r_3, r_4 y r_5 , colocados en las siguientes posiciones:

10001	10000	01111	01110	01101	01100	01011	01010	01001	01000	00111	00110	00101	00100	00011	00010	00001
b_{17}	b_{16}	b_{15}	b_{14}	b_{13}	b_{12}	b_{11}	b_{10}	b_9	b_8	b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1
1	r_5	0	1	0	1	0	0	1	r_4	0	0	1	r_3	0	r_2	r_1

Una vez posicionados, calculamos el valor de los bits redundantes r_1, r_2, r_3, r_4 y r_5 :

$$\begin{aligned}
 r_1 &= b_3 \oplus b_5 \oplus b_7 \oplus b_9 \oplus b_{11} \oplus b_{13} \oplus b_{15} \oplus b_{17} &= 1 \\
 r_2 &= b_3 \oplus b_6 \oplus b_7 \oplus b_{10} \oplus b_{11} \oplus b_{14} \oplus b_{15} &= 1 \\
 r_3 &= b_5 \oplus b_6 \oplus b_7 \oplus b_{12} \oplus b_{13} \oplus b_{14} \oplus b_{15} &= 1 \\
 r_4 &= b_9 \oplus b_{10} \oplus b_{11} \oplus b_{12} \oplus b_{13} \oplus b_{14} \oplus b_{15} &= 1 \\
 r_5 &= b_{17} &= 1
 \end{aligned}$$

Por lo tanto, la trama M' completa (datos + redundancia), quedaría:

b_{17}	b_{16}	b_{15}	b_{14}	b_{13}	b_{12}	b_{11}	b_{10}	b_9	b_8	b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1
1	1	0	1	0	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	1	1

Ref: 3-D-09

Problema:
3.29

Un codeword de 12 bits codificado Hamming (par) cuyo valor hexadecimal es $0 \times E4F$ alcanza un receptor. ¿Cuál fue el dataword originalmente enviado en hexadecimal? Suponga que se puede haber producido, como máximo, error en un bit. *Nota:* suponemos que se transmite byte a byte y primero los bits de mayor peso.

Resolución:

El codeword hexadecimal recibido es:

$$0 \times E4F$$

cuya conversión a binario corresponde a:

$$1110 \quad 0100 \quad 1111$$

si se transmite byte a byte, y primero los bits de mayor peso, tenemos que su representación binaria es:

1100	1011	1010	1001	1000	0111	0110	0101	0100	0011	0010	0001
b_{12}	b_{11}	b_{10}	b_9	b_8	b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1
1	1	1	1	0	0	1	0	0	1	1	1

Si calculamos los bits de síndrome S :

$$\begin{aligned} s_1 &= b_1 \oplus b_3 \oplus b_5 \oplus b_7 \oplus b_9 \oplus b_{11} = 0 \\ s_2 &= b_2 \oplus b_3 \oplus b_6 \oplus b_7 \oplus b_{10} \oplus b_{11} = 1 \\ s_3 &= b_4 \oplus b_5 \oplus b_6 \oplus b_7 \oplus b_{12} = 0 \\ s_4 &= b_8 \oplus b_9 \oplus b_{10} \oplus b_{11} \oplus b_{12} = 0 \end{aligned}$$

con lo que obtenemos:

$$S = s_4 s_3 s_2 s_1 = 0010_{(2)} = 2_{(10)}$$

es decir, el segundo bit (b_2) es erróneo. Por tanto, y suponiendo que solamente puede haber un bit erróneo, obtenemos el codeword correcto:

b_{12}	b_{11}	b_{10}	b_9	b_8	b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1
1	1	1	1	0	0	1	0	0	1	0	1

si eliminamos los bits redundantes, tenemos que:

$$1111 \quad \wedge 010 \quad \wedge 1 \wedge \wedge$$

que corresponde al dataword, expresado en binario:

$$1010 \quad 1111$$

y expresado en hexadecimal:

$$0 \times AF$$

Ref: 3-D-10

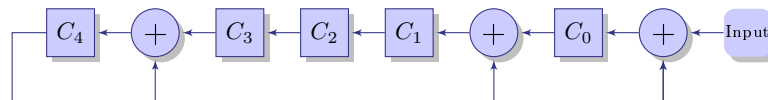
Problema:
3.30

Sea el polinomio CRC dado por $P(x) = x^5 + x^4 + x + 1$.

- Diseñar el circuito digital.
- A partir del circuito digital, obtener el codeword correspondiente al dataword $M = 1010$.
- ¿Contiene algún error de transmisión el codeword $M_1 = 101010010$ que alcanza un receptor?
- Idem que el apartado anterior con $M_2 = 101011100$.
- Idem que el apartado anterior con $M_3 = 101010100$.

Resolución:

- La implementación del circuito digital del polinomio:



- A partir del dataword, se obtiene el dataword aumentado (añadiendo cinco 0s), que se inyecta al circuito:

t	C ₄	C ₃	C ₂	C ₁	C ₀	C ₄ ⊕ C ₃	C ₄ ⊕ C ₀	C ₄ ⊕ Input	Input
1	0	0	0	0	0	0	0	1	1
2	0	0	0	0	0	0	1	0	0
3	0	0	0	1	0	0	0	1	1
4	0	0	1	0	1	0	1	0	0
5	0	1	0	1	0	1	0	0	0
6	1	0	1	0	0	1	1	1	0
7	1	1	0	1	1	0	0	1	0
8	0	0	1	0	1	0	1	0	0
9	0	1	0	1	0	1	0	0	0
10	1	0	1	0	0				

con lo que el codeword será 101010100.

- Para comprobar si el mensaje (codeword) $M_1 = 101010010$ contiene algún bit erróneo, se inyecta al circuito:

t	C ₄	C ₃	C ₂	C ₁	C ₀	C ₄ ⊕ C ₃	C ₄ ⊕ C ₀	C ₄ ⊕ Input	Input
1	0	0	0	0	0	0	0	1	1
2	0	0	0	0	1	0	1	0	0
3	0	0	0	1	0	0	0	1	1
4	0	0	1	0	1	0	1	0	0
5	0	1	0	1	0	1	0	1	1
6	1	0	1	0	1	1	0	1	0
7	1	1	0	0	1	0	0	1	0
8	0	0	0	0	1	0	1	1	1
9	0	0	0	1	1	0	0	1	0
10	0	0	1	1	0				

con lo que hay resto, por lo tanto, la secuencia M_1 , SI es erróneo.

d) Para comprobar el codeword dado por la secuencia $M_2 = 101011100$

t	C_4	C_3	C_2	C_1	C_0	$C_4 \oplus C_3$	$C_4 \oplus C_0$	$C_4 \oplus \text{Input}$	Input
1	0	0	0	0	0	0	0	1	1
2	0	0	0	0	1	0	1	0	0
3	0	0	0	1	0	0	0	1	1
4	0	0	1	0	1	0	1	0	0
5	0	1	0	1	0	1	0	1	1
6	1	0	1	0	1	1	0	0	1
7	1	1	0	0	0	0	1	0	1
8	0	0	0	1	0	0	0	0	0
9	0	0	1	0	0	0	0	0	0
10	0	1	0	0	0				

con lo que, al obtener el resto $01000 \neq 0$, el codeword M_2 , SI es erróneo.

e) Para comprobar el codeword dado por la secuencia $M_3 = 101010100$

t	C_4	C_3	C_2	C_1	C_0	$C_4 \oplus C_3$	$C_4 \oplus C_0$	$C_4 \oplus \text{Input}$	Input
1	0	0	0	0	0	0	0	1	1
2	0	0	0	0	1	0	1	0	0
3	0	0	0	1	0	0	0	1	1
4	0	0	1	0	1	0	1	0	0
5	0	1	0	1	0	1	0	1	1
6	1	0	1	0	1	1	0	1	0
7	1	1	0	0	1	0	0	0	1
8	0	0	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0				

con lo que, al obtener el resto $00000 = 0$, el codeword M_3 , NO es erróneo.

Ref: 3-D-12

Problema:
3.31

¿Cuál de los siguientes códigos generadores $g(x)$ garantiza la detección de errores simples de 1 bit.

- a) $x + 1$
- b) x^3
- c) 1

Resolución:

- a) Ningún x^i es divisible por $x + 1$. En otras palabras, $x^i/(x + 1)$ siempre deja resto, por lo tanto, el síndrome es distinto de cero. Siempre es detectado.
- b) Si $i \geq 3$ entonces x^i es divisible por $g(x)$, el resto de x^i/x^3 es cero, el síndrome es cero, y en consecuencia, el receptor determinará, incorrectamente, que no hay error.
 - Los errores en bits posiciones 4 en adelante no son capturados.
 - Los errores en los bits 1 al 3, si son capturados.
- c) Todos los valores de i hacen x^i divisible por $g(x)$. No captura errores de un bit.

Ref: 3-D-13

Problema:
3.32

¿Cuál de los siguientes códigos generadores $g(x)$ garantiza la detección dos errores aislados?

- a) $x + 1$
- b) $x^4 + 1$
- c) $x^7 + x^6 + 1$
- d) $x^{15} + x^{14} + 1$

Resolución:

- a) Dos errores consecutivos no son detectados.
- b) Este generador no detecta dos errores que estén separados 4 posiciones, el resto de errores si son detectados.
- c) Buena elección de generador para detección de errores dobles.
- d) Este polinomio no puede dividir ningún error del tipo $x^t + 1$, si $t < 2^{15} = 32768$, lo que significa que un codeword con dos errores aislados que estén juntos, o hasta una separación de 32768 posiciones de bits, no serán detectados.

Ref: 3-D-14

Problema:
3.33

De los siguientes polinomios generadores detalla sus propiedades en relación a la detección de ráfagas de error de diferentes longitudes:

a) $x^6 + 1$

b) $x^{18} + x^7 + x + 1$

c) $x^{32} + x^{23} + x^7 + 1$

Resolución:

a) $x^6 + 1$

- Detecta todas las ráfagas de errores con una longitud igual o menor a 6 bits.
- Ráfagas de longitud 7 serán detectadas con probabilidad 0,97 → 3 de 100 no son detectadas.
- Ráfagas de longitud mayor que 7 serán detectadas con probabilidad 0,984 → 16 de 1000 no son detectadas.

b) $x^{18} + x^7 + x + 1$

- Detecta todas las ráfagas de error de longitud menor o igual a 18 bits.
- Ráfagas de longitud 19 serán detectadas con probabilidad 0,0008 → 8 sobre 1 millón, no son detectadas.
- Ráfagas de longitud 20 bits o superior, son detectadas con probabilidad 0,0004 → 4 sobre 1 millón, no son detectadas.

c) $x^{32} + x^{23} + x^7 + 1$

- Detecta todas las ráfagas de longitud igual o menor a 32 bits.
- 5 sobre 10 billones de ráfagas de error de longitud 33.
- 3 sobre 10 billones de ráfagas de longitud 34 ó superior.

Ref: 3-D-15

Problema:
3.34

Supongamos un código Hamming de 16 bits paridad par.

- a) ¿Cuántos bits redundantes son necesarios para asegurar la detección y corrección de un sólo bit?
- b) Para la secuencia $_{LSB}1101001100110101_{MSB}$, muestra el mensaje en el orden que será transmitido, empezando por MSB.

Resolución:

- a) Dada una secuencia de m bits de datos, para diseñar el Código Hamming se necesitan r bits redundantes, de forma que:

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

por lo tanto, la secuencia $_{LSB}1101001100110101_{MSB}$, es $m = 16$, por lo tanto, se necesitan $r = 5$ bits redundantes, colocados en las posiciones 1, 2, 4, 8 y 16 de la secuencia de bits:

10101 b_{21}	10100 b_{20}	10011 b_{19}	10010 b_{18}	10001 b_{17}	10000 b_{16}	01111 b_{15}	01110 b_{14}	01101 b_{13}	01100 b_{12}	01011 b_{11}	01010 b_{10}	01001 b_9	01000 b_8	00111 b_7	00110 b_6	00101 b_5	00100 b_4	00011 b_3	00010 b_2	00001 b_1
1	1	0	1	0	r_5	0	1	1	0	0	1	1	r_4	0	1	0	r_3	1	r_2	r_1

- b) Y el cálculo se realiza mediante operaciones X-OR, de forma que:

$$\begin{aligned}
 r_1 &= b_3 \oplus b_5 \oplus b_7 \oplus b_9 \oplus b_{11} \oplus b_{13} \oplus b_{15} \oplus b_{17} \oplus b_{19} \oplus b_{21} &= 0 \\
 r_2 &= b_3 \oplus b_6 \oplus b_7 \oplus b_{10} \oplus b_{11} \oplus b_{14} \oplus b_{15} \oplus b_{18} \oplus b_{19} &= 1 \\
 r_3 &= b_5 \oplus b_6 \oplus b_7 \oplus b_{12} \oplus b_{13} \oplus b_{14} \oplus b_{15} \oplus b_{20} \oplus b_{21} &= 1 \\
 r_4 &= b_9 \oplus b_{10} \oplus b_{11} \oplus b_{12} \oplus b_{13} \oplus b_{14} \oplus b_{15} &= 0 \\
 r_5 &= b_{17} \oplus b_{18} \oplus b_{19} \oplus b_{20} \oplus b_{21} &= 1
 \end{aligned}$$

b_{21}	b_{20}	b_{19}	b_{18}	b_{17}	b_{16}	b_{15}	b_{14}	b_{13}	b_{12}	b_{11}	b_{10}	b_9	b_8	b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1
1	1	0	1	0	1	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	0	1	1	1	0

con lo que el codeword transmitido, empezando por MSB:

$$_{MSB}011101001100110101011_{LSB}$$

Ref: 3-D-18

Problema:
3.35

Se envía un mensaje de 1024 bits que contiene 992 bits de datos y 32 bits de CRC. El CRC utilizado es el CRC-32 estándar de IEEE 802. Para cada uno de los siguientes casos, explicar si el receptor detectará los errores de transmisión del mensaje:

- Un error de un solo bit.
- Dos errores de bit aislados.
- 18 errores de bit aislados.
- 47 errores de bit aislados.
- Una ráfaga de 24 bits.
- Una ráfaga de 35 bits.

Resolución:

El polinomio del CRC-32:

$$x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$$

- Si. CRC-32 captura todos los errores simples de 1 bits.
- Si. CRC-32 captura los errores dobles aislados, con una distancia entre errores menor que 32.
- No. CRC-32 no es capaz de capturar todos los errores pares de bits aislados.
- Si. CRC-32 captura todos los errores impares de bits aislados.
- Si. CRC-32 captura todas las ráfagas de error de longitud igual o menor a 32.
- No. CRC-32 puede no capturar las ráfagas de error mayor de 32 bits, lo hará con una probabilidad $p = 1 - 1/2^{32} = 0,99$.

Ref: 3-D-23

Problema:
3.36

En CRC, ¿cuál de los siguientes generadores (divisores) garantizan la detección de un error simple?

- a) 101
- b) 100
- c) 1

Resolución:

- a) El generador tiene tres bits (incluso más de lo necesario). Los bits más a la izquierda y derecha son 1s; puede detectar todos los errores simples.
- b) No puede ser utilizado como generador; el bit más a la derecha es 0.
- c) No puede ser utilizado como generador; sólo tiene un bit.

Ref: 3-D-24Problema:
3.37

En CRC, ¿cuál de los siguientes generadores (divisores) garantizan siempre la detección de un número de errores impar?

- a) 10111
- b) 101101
- c) 111

Sol: a) Si, porque ... b) Si, porque ... c) No, porque ...

Ref: 3-D-25

Problema:
3.38

En CRC con generador 1100101, ¿cuál es la probabilidad de detección de errores en ráfaga de las siguientes longitudes?

- a) 5
- b) 7
- c) 10

Resolución:

Sabemos que $r = 7 - 1 = 6$, y sea L , la longitud de ráfaga. Entonces:

- a) Si $L = 5$ entonces $L \leq r$, por lo tanto, todas las ráfagas de este tamaño son detectadas.
- b) Si $L = 7$ entonces $L = r + 1$. Este CRC detectará todas las ráfagas de error de este tamaño con una probabilidad $(1 - 0,5^5) = 0,9688 \rightarrow 312$ de 10000 errores de esta longitud pueden pasar sin ser detectados, en promedio.
- c) Si $L = 10$ entonces $L > r$. Este CRC detectará todas las ráfagas de error de este tamaño con una probabilidad $(1 - 0,5^6) = 0,9644 \rightarrow 1562$ de 10000 errores de esta longitud pueden pasar sin ser detectados, en promedio. Además, si se incrementa la longitud de la ráfaga de error, la probabilidad de errores no detectados se decrementará.

Ref: 3-D-30

Problema:
3.39

Realiza las siguientes operaciones polinómicas (sin acarreo):

a) $(x^3 + x^2 + x + 1) + (x^4 + x^2 + x + 1)$

b) $(x^3 + x^2 + x + 1) - (x^4 + x^2 + x + 1)$

c) $(x^3 + x^2)(x^4 + x^2 + x + 1)$

d) $(x^3 + x^2 + x + 1)/(x^2 + 1)$

Resolución:

a) $(x^3 + x^2 + x + 1) + (x^4 + x^2 + x + 1) = x^4 + x^3$

b) $(x^3 + x^2 + x + 1) - (x^4 + x^2 + x + 1) = x^4 + x^3$

c) $(x^3 + x^2)(x^4 + x^2 + x + 1) = x^7 + x^6 + x^5 + x^2$

d) $(x^3 + x^2 + x + 1)/(x^2 + 1) = x + 1$ resto es 0

Ref: 3-D-31

Problema:
3.40

Responde a las siguientes cuestiones:

- ¿Cuál es la representación polinomial de 101110?
- ¿Cuál es el resultado de desplazar 101110 tres bits a la izquierda?
- Repite el apartado anterior pero utilizando polinomios.
- ¿Cuál es el resultado de desplazar 101110 cuatro bits a la derecha?
- Repite el apartado anterior pero utilizando polinomios.

Resolución:

- $101110 \rightarrow x^5 + x^3 + x^2 + x$
- $101110 \rightarrow 101110000$ (tres 0s han sido añadidos a la derecha)
- $x^3(x^5 + x^3 + x^2 + x) = x^8 + x^6 + x^5 + x^4$
- $101110 \rightarrow 10$ (los cuatro bits más a la derecha han sido eliminados)
- $x^{-4}(x^5 + x^3 + x^2 + x) = x$ (las potencias negativas han sido eliminadas)

Ref: 3-D-32

Problema:
3.41

¿Cuál de los siguientes generadores CRC garantiza la detección de un error simple?:

- a) $x^3 + x + 1$
- b) $x^4 + x^2$
- c) 1
- d) $x^2 + 1$

Resolución:

Para detectar errores simples, el generador CRC debe (i) de estar compuesto por al menos dos términos y (ii) el coeficiente x^0 debe de ser no-cero. Por lo tanto:

Polinomio	(i)	(ii)
$x^3 + x + 1$	✓	✓
$x^4 + x^2$	✓	
1		✓
$x^2 + 1$	✓	✓

Ref: 3-D-40

Problema:
3.42

¿Por qué los protocolos de enlace de datos siempre colocan el CRC al final de la trama, en lugar de en la cabecera?

Resolución:

El CRC se calcula durante la transmisión y añadido al final de la secuencia de bits tan pronto como el último bit sale hacia el cable. Si el CRC estuviera en la cabecera, sería necesario hacer una pasada sobre la trama para calcular el CRC antes de transmitir, lo que supondría que cada byte de la trama tendría que ser manipulada dos veces, la primera para calcular el CRC y la segunda para la transmisión.

Ref: 3-D-41

Problema:
3.43

Dado un sistema CRC, con la siguiente especificación:

- Mensaje a transmitir $D = 1010001101$ (10 bits)
- Patrón $P = 110101$ (6 bits)

Dada la secuencia CRC completa, desde que se envía (codificación) un mensaje desde un emisor hasta que sea recibe en un receptor (receptor), con control de error CRC.

- Obtención del dataword aumentado.
- División del dataword aumentado entre P .
- Adición del resto al dataword aumentado para obtener el codeword
- En el receptor, división del codeword entre P .

Realiza el proceso completo suponiendo:

- Operaciones binarias
- Operaciones polinómicas

Resolución:

- En primer lugar, a la vista de los datos del problema, la FCS tendrá una tamaño de 5 bits. Por tanto, tenemos que:

$$\begin{aligned} n &= 15 \rightarrow \text{codeword} \\ k &= 10 \rightarrow \text{dataword} \\ (n - k) &= 5 \rightarrow \text{redundancia} \end{aligned}$$

El proceso mediante cálculo binario sin acarreo, quedaría de la siguiente forma:

- Se obtiene el dataword aumentado, es decir, $2^5 \cdot D$, obteniendo 101000110100000.
- El producto anterior se divide por P :

$$\begin{array}{r} 2^{n-k} D \rightarrow 101000110100000 \left| \begin{array}{l} 110101 \\ 1101010110 \end{array} \right. \begin{array}{l} \leftarrow P \\ \leftarrow Q \end{array} \\ \underline{110101} \\ 111011 \\ \underline{110101} \\ 111010 \\ \underline{110101} \\ 111110 \\ \underline{110101} \\ 101100 \\ \underline{110101} \\ 110010 \\ \underline{110101} \\ 01110 \leftarrow R \end{array}$$

- El residuo (resto) se añade a $2^5 \cdot D$, obteniendo la secuencia transmitida T :

$$\begin{array}{r}
2^{n-k}D \rightarrow 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 \\
R \rightarrow \phantom{2^{n-k}D \rightarrow} 0\ 1\ 1\ 1\ 0 \\
\hline
2^{n-k}D + R \rightarrow 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0
\end{array}$$

iv) En el receptor, si no hay errores, el receptor recibe T intacta. La trama recibida se divide por P :

$$\begin{array}{r}
T \rightarrow 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0 \left| \begin{array}{l} 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \end{array} \right. \begin{array}{l} \leftarrow P \\ \leftarrow Q \end{array} \\
\hline
1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\
\hline
1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 1 \\
\hline
1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\
\hline
1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0 \\
\hline
1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\
\hline
1\ 1\ 1\ 1\ 1\ 0 \\
\hline
1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\
\hline
1\ 0\ 1\ 1\ 1\ 1 \\
\hline
1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\
\hline
1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\
\hline
1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\
\hline
0\ 0\ 0\ 0\ 0 \leftarrow R
\end{array}$$

Como no hay residuo, se asume que no se han producido errores en la transmisión.

b) En el proceso mediante operaciones polinómicas sin acarreo, tenemos que la expresión polinómica equivalente a la secuencia binaria $D = 1010001101$:

$$D(x) = x^9 + x^7 + x^3 + x^2 + 1$$

Y para $P = 110101$, tenemos que:

$$P(x) = x^5 + x^4 + x^2 + 1$$

i) Se obtiene el dataword aumentado:

$$x^5 D(x) \rightarrow x^{14} + x^{12} + x^8 + x^7 + x^5$$

ii) El producto anterior se divide por $P(x)$:

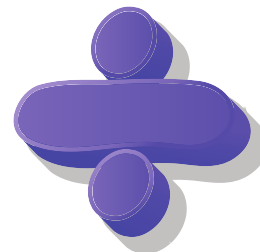
$$\begin{array}{r}
x^5 D(x) \rightarrow x^{14} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + \phantom{x^{10}} + + + + + + + + + + \\
\hline
x^{14} + x^{13} + \phantom{x^{12}} + x^{11} + \phantom{x^{10}} + + + + + + + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + x^{12} + x^{11} + \phantom{x^{10}} + + x^8 + + + + + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + x^{12} + \phantom{x^{11}} + x^{10} + + + + + + + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + x^{11} + x^{10} + x^9 + + x^7 + + + + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + x^{11} + x^{10} + + x^8 + + x^6 + + + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + x^9 + x^8 + x^7 + x^6 + x^5 + + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + x^9 + x^8 + + x^6 + + x^4 + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + + x^7 + + x^5 + x^4 + + + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + + x^7 + x^6 + + x^4 + x^2 + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + + + x^6 + x^5 + + x^2 + + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + + + + x^5 + + + x + \\
\hline
\phantom{x^{14}} + \phantom{x^{13}} + \phantom{x^{12}} + \phantom{x^{11}} + + + + + x^3 + x^2 + x + \leftarrow R(x)
\end{array}$$

Ref: 3-D-47

Problema:
3.44

Sea el CRC con polinomio generador $P(x) = x^4 + x + 1$.

- Codifica el dataword definido por $D = 10010011011$.
- Suponga que el canal introduce el patrón de error $E_1 = 100010000000000$. ¿Qué secuencia se recibe? ¿El error es detectado?
- Repita el apartado (b) con el patrón de error $E_2 = 100110000000000$.

**Resolución:**

- El dataword $D = 10010011011$, expresado en formato polinómico:

$$D(x) = x^{10} + x^7 + x^4 + x^3 + x + 1$$

haciendo la división módulo 2 entre el dataword aumentado, $x^4D(x)$, y $P(x)$:

$$\begin{array}{r}
 x^4D(x) \rightarrow \begin{array}{r} x^{14} + \quad x^{11} + \quad \quad x^8 + x^7 + \quad \quad x^5 + x^4 \\ \hline x^{14} + \quad x^{11} + x^{10} \end{array} \left| \begin{array}{l} x^4 + x + 1 \quad \leftarrow P(x) \\ \hline x^{10} + x^6 + x^4 + x^2 \quad \leftarrow Q(x) \end{array} \right. \\
 \begin{array}{r} x^{10} + \quad x^8 + x^7 \\ \hline x^{10} + \quad \quad x^7 + x^6 \end{array} \\
 \begin{array}{r} x^8 + \quad \quad x^6 + x^5 + x^4 \\ \hline x^8 + \quad \quad x^5 + x^4 \end{array} \\
 \begin{array}{r} x^6 \\ \hline x^6 + \quad \quad x^3 + x^2 \end{array} \\
 \begin{array}{r} x^3 + x^2 \quad \leftarrow R(x) \end{array}
 \end{array}$$

cuya conversión en binario:

1100

Por lo tanto, el codeword enviado:

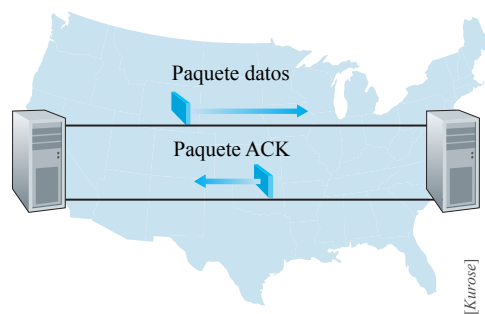
$$T = 100100110111100$$

y en formato polinómico:

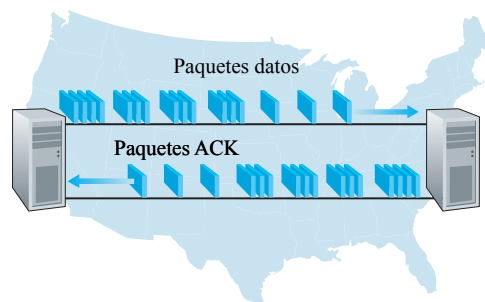
$$T(x) = x^{14} + x^{11} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^3 + x^2$$

- Si el canal introduce un error definido por el patrón de error definido por E_1 , es decir, que altera (cambia de 1 a 0, ó viceversa) las posiciones de bits indicadas con 1, es decir,

Codeword enviado	T	1	0	0	1	0	0	1	1	0	1	1	1	0	0
Patrón de error	E_1	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
Codeword recibido	T'_1	0	0	0	1	1	0	1	1	0	1	1	1	0	0

$$G$$


(a) Protocolo parada y espera



(b) Protocolo "pipelined" (ventana)

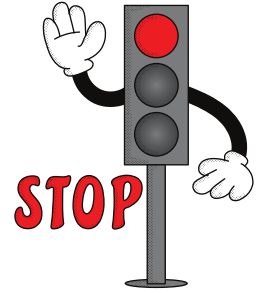
- ☐ Control de flujo
- ☐ Parada y Espera
- ☐ Ventana Deslizante: optimización, tamaño, etc
- ☐ Números de secuencia
- ☐ Utilización
- ☐ Productividad
- ☐ Control de errores
- ☐ ARQ (Automatic Request)
- ☐ Piggybacking

Ref: 3-G-01

Problema:
3.45

Suponiendo tramas de 1000 bits, tasas de transmisión de datos $R_1 = 1$ kbps y $R_2 = 1$ Mbps, velocidades de propagación en medios guiados ($V \approx 2 \times 10^8$ m/s) y no guiados ($V = V_{luz} \approx 3 \times 10^8$ m/s), tasa de errores despreciable y estrategia de control de flujo basado en Stop & Wait. Calcular la utilización del enlace para cada tasa de transmisión de datos propuesta para los siguientes escenarios. Comenta los resultados globales obtenidos y diserta sobre la conveniencia del protocolo Parada Y Espera sobre los diferentes escenarios. *Nota:* para todos los escenarios, obtener la tasa de transmisión efectiva (R_x^e).

- Cable de 1 km de longitud.
- Línea alquilada de 200 km de longitud.
- Enlace por satélite de 50000 km.

**Resolución:**

Si L es la longitud de la trama y R es la tasa de transmisión de datos, entonces, el tiempo de transmisión:

$$t_t = \frac{L}{R}$$

Por lo que, para los distintos valores de R :

$$R = \begin{cases} R_1 = 1 \text{ kbps} \Rightarrow t_t = \frac{1000 \text{ bits}}{1 \text{ kbps}} = 1 \text{ s} \\ R_2 = 1 \text{ Mbps} \Rightarrow t_t = \frac{1000 \text{ bits}}{1 \text{ Mbps}} = 1 \text{ ms} \end{cases}$$

Si D es la distancia del enlace y V la velocidad de propagación en el medio, entonces, el tiempo de propagación:

$$t_p = \frac{D}{V}$$

Si el parámetro a , que mide la proporción entre el tiempo de propagación y el tiempo de transmisión:

$$a = \frac{t_p}{t_t}$$

y la utilización para la estrategia Stop & Wait:

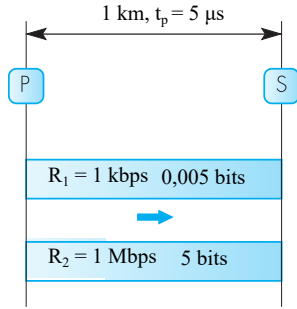
$$U = \frac{1}{1 + 2a}$$

entonces, para cada uno de los escenarios:

- $D = 1$ km:

$$t_p = \frac{1 \text{ km}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 5 \mu\text{s}$$

$$\begin{cases} R_1 \Rightarrow a = \frac{5 \cdot 10^{-6} \text{ s}}{1 \text{ s}} = 5 \cdot 10^{-6} \Rightarrow U_1 = \frac{1}{1+2(5 \cdot 10^{-6})} \approx 1 \Rightarrow R_1^e = R_1 \\ R_2 \Rightarrow a = \frac{5 \cdot 10^{-6} \text{ s}}{10^{-3} \text{ s}} = 5 \cdot 10^{-3} \Rightarrow U_2 = \frac{1}{1+2(5 \cdot 10^{-3})} \approx 1 \Rightarrow R_2^e = R_2 \end{cases}$$



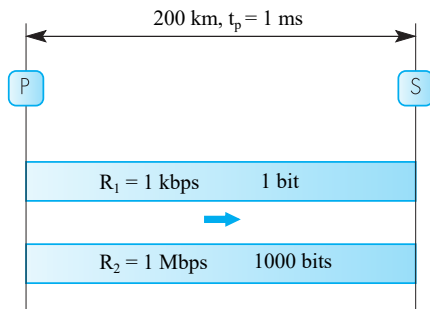
El tamaño del enlace, en bits, es 0,005 y 5 bits, respectivamente, por lo que, tramas de 1000 bits llenan, por completo, el enlace.

Para enlaces relativamente cortos, en los que $a < 1$, la utilización del enlace es, aproximadamente, del 100 % e independiente de la tasa de bits. Lo que nos indica que protocolos basados en Parada y Espera son adecuados para enlaces cortos a bajas tasas de datos. Por ejemplo: redes basadas en modems y red telefónica analógica.

b) $D = 200 \text{ km}$:

$$t_p = \frac{200 \text{ km}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 1 \text{ ms}$$

$$\begin{cases} R_1 \Rightarrow a = \frac{10^{-3} \text{ s}}{1 \text{ s}} = 10^{-3} \Rightarrow U_1 = \frac{1}{1+2 \cdot 10^{-3}} \approx 1 \Rightarrow R_1 = R_1^e \\ R_2 \Rightarrow a = \frac{10^{-3} \text{ s}}{10^{-3} \text{ s}} = 1 \Rightarrow U_2 = \frac{1}{1+2} = 0,33 \Rightarrow R_2^e = 0,33 R_2 = 0,33 \text{ Mbps} \end{cases}$$



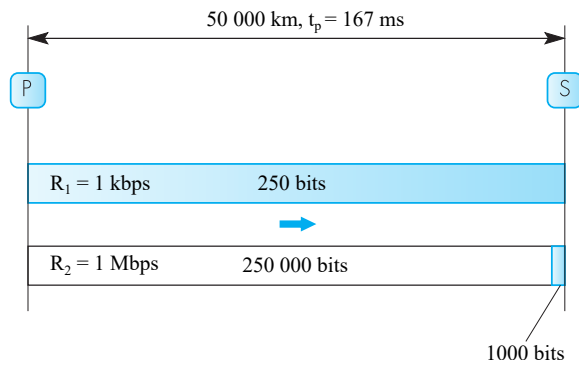
El tamaño del enlace, en bits, es 1 y 1000 bits, respectivamente, por lo que, tramas de 1000 bits llenan, por completo, el enlace.

Para distancias enlaces terrestres más elevadas, la utilización del enlace es alta para tasas de datos bajas y por lo tanto, bajos valores de a , pero la utilización decrece significativamente con el incremento de la tasa de datos y por lo tanto, del parámetro a .

c) $D = 50000 \text{ km}$:

$$t_p = \frac{50 \cdot 10^6 \text{ m}}{3 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 0,167 \text{ s}$$

$$\begin{cases} R_1 \Rightarrow a = \frac{0,167 \text{ s}}{1 \text{ s}} = 0,167 \Rightarrow U_1 = \frac{1}{1+2 \cdot 0,167} = \frac{1}{1+0,334} = 0,75 \Rightarrow R_1^e = 0,75 R_1 \\ R_2 \Rightarrow a = \frac{0,167 \text{ s}}{1 \text{ ms}} = 167 \Rightarrow U_2 = \frac{1}{1+2 \cdot 1,67} = \frac{1}{1+3,34} = 0,003 \Rightarrow R_2^e = 0,003 R_2 \end{cases}$$



El tamaño del enlace, en bits, del enlace a 1 kbps es de 250, por lo que, tramas de 1000 bits llenan, por completo, el enlace. Sin embargo, en enlaces a 1 Mbps, el tamaño del enlace, en bits, es de 250 000 bits, por lo que, tramas de 1000 bits ocupa, sólo, una fracción del mismo.

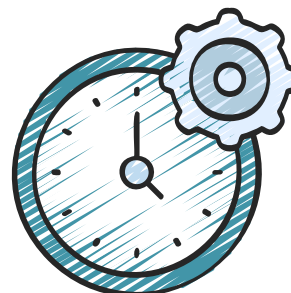
La tasa de utilización es baja en enlaces satélite, incluso a tasas de datos bajas.

Ref: 3-G-03

Problema:
3.46

Suponiendo tramas de 1000 bits, longitud del enlace de 100 km, tasa de transmisión de 20 Mbps, probabilidad de error en bit $BER = P_{bit} = 10^{-5}$ y velocidad de propagación $V = 2 \times 10^8$ m/s. Calcular el grado de utilización en los siguientes casos:

- Parada y espera
- Rechazo selectivo con $N = 10$
- Retroceso-N con $N = 10$

**Resolución:**

Si L es la longitud de la trama y R es la tasa de transmisión de datos, entonces, el tiempo de transmisión:

$$t_t = \frac{L}{R} = \frac{1000 \text{ bits}}{20 \text{ Mbps}} = 50 \mu\text{s}$$

Si D es la distancia del enlace y V la velocidad de propagación en el medio, entonces, el tiempo de propagación:

$$t_p = \frac{D}{V} = \frac{100 \cdot 10^3 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 500 \mu\text{s}$$

Por lo tanto, el parámetro a , que mide la proporción entre tiempo de propagación y tiempo de transmisión:

$$a = \frac{t_p}{t_t} = \frac{500 \mu\text{s}}{50 \mu\text{s}} = 10$$

La probabilidad de paquete erróneo (PER , *Packet error rate*) se obtiene a partir de la probabilidad de bit erróneo (BER , *Bit error rate*):

$$P = PER = 1 - (1 - BER)^L = 1 - (1 - 10^{-5})^{1000} = 10^{-3}$$

a) *Stop & Wait*:

$$U = \frac{1 - P}{1 + 2a} = \frac{1 - 10^{-3}}{1 + 2 \cdot 10} = 0,048 \Rightarrow 4,8 \%$$

b) En *Rechazo Selectivo*, como se tiene que:

$$N = 10 \rightarrow N < 1 + 2a$$

entonces, la expresión de la utilización:

$$U = \frac{N(1 - P)}{1 + 2a} = \frac{10(1 - 10^{-3})}{1 + 2 \cdot 10} = 0,48 \rightarrow 48 \%$$

c) En *Retroceso-N*, como se tiene que:

$$N = 10 \rightarrow N < 1 + 2a$$

entonces, la expresión de la utilización:

$$U = \frac{N(1 - P)}{(1 + 2a)(1 + P(N - 1))} = 0,436 \rightarrow 43,6 \%$$

Ref: 3-G-04

Problema:
3.47

Supongamos un enlace full-dúplex a 1200 bps utilizando protocolo “Stop & Wait”. Supongamos bloques de datos de tamaño 100 octetos y confirmaciones de 10 octetos. La probabilidad de error en bloque de datos es 10^{-2} y suponemos probabilidad de error en confirmación nula, además, suponemos despreciables los tiempos de propagación y procesamiento en los terminales. Calcula la tasa de transmisión efectiva.

**Resolución:**

Suponiendo tiempo de propagación despreciable, si t_t es el tiempo de transmisión de trama y t_{ack} es el tiempo de transmisión de trama ACK, el tiempo total de transmisión de un bloque de datos:

$$T = t_t + t_{ack}$$

Dada una probabilidad de bloque erróneo $P = 10^{-2}$, el número de retransmisiones esperado:

$$N_r = \frac{1}{1 - P}$$

entonces, la utilización:

$$U = \frac{t_t}{N_r T} = \frac{t_t}{\frac{1}{1-P}(t_t + t_{ack})} = \frac{t_t(1-P)}{t_t + t_{ack}}$$

Finalmente, la velocidad efectiva del enlace:

$$R^e = U R = \frac{t_t(1-P)}{t_t + t_{ack}} \cdot R = \frac{\frac{100 \cdot 8}{1200} \cdot (1 - 10^{-2})}{\frac{100 \cdot 8}{1200} + \frac{10 \cdot 8}{1200}} \cdot 1200 = 1080 \text{ bps}$$

Ref: 3-G-08

Problema:
3.48

Sea un enlace de datos punto a punto con las siguientes características: longitud del enlace 100 m, longitud de trama 1,5 Kbytes, longitud de cabecera: 64 bytes, tasa de transmisión 10 Mbps, velocidad del medio $V = 2 \times 10^8$ m/s. Calcula la *Utilización*, *Throughput* y *Goodput*. *Nota*: suponemos tiempo de procesamiento de trama despreciable.

**Resolución:**

Sea:

- t_t , tiempo de transmisión de trama de datos
- t_{ack} , tiempo de transmisión de trama *ack*
- t_p , tiempo de propagación
- t_{proc} , tiempo de procesamiento de tramas

si el tiempo total de ocupación:

$$T_{total} = t_t + t_p + \cancel{t_{proc}} + t_{ack} + t_p + \cancel{t_{proc}} = t_t + 2t_p + t_{ack}$$

donde:

$$\begin{aligned} t_t &= \frac{1500 \cdot 8 \text{ bits}}{10 \text{ Mbps}} = 1200 \mu s \\ t_p &= \frac{100 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 0,5 \mu s \\ t_{ack} &= \frac{64 \cdot 8 \text{ bits}}{10 \text{ Mbps}} = 51,2 \mu s \end{aligned}$$

obteniendo una Utilización:

$$U = \frac{t_t}{T_{total}} = \frac{t_t}{t_t + 2t_p + t_{ack}} = \frac{1200}{1200 + 2 \cdot 0,5 + 51,2} = 0,958$$

El *Throughput* (o productividad) es la cantidad de bits totales transmitidos por unidad de tiempo:

$$Throughput = \frac{\text{bits totales}}{T_{total}} = \frac{1500 \cdot 8 \text{ bits}}{t_t + 2t_p + t_{ack}} = \frac{12 \cdot 10^3 \text{ bits}}{1200 + 2 \cdot 0,5 + 51,2 \mu s} = 9,6 \text{ Mbps}$$

y el *Goodput*, es la cantidad de bits de datos transmitidos por unidad de tiempo:

$$Goodput = \frac{\text{bits datos}}{T_{total}} = \frac{(1500 - 64) \cdot 8 \text{ bits}}{t_t + 2t_p + t_{ack}} = \frac{11488 \text{ bits}}{1200 + 2 \cdot 0,5 + 51,2 \mu s} = 9,17 \text{ Mbps}$$

Ref: 3-G-09

Problema:
3.49

Se transmite un bloque de datos de 1000 bits entre dos computadores. Determine la ratio de retardo de propagación sobre transmisión, para cada uno de los siguientes niveles de enlace, suponiendo una velocidad de propagación en medios guiados de 2×10^8 m/s y en medios no guiados de 3×10^8 m/s:

- a) Par trenzado, de 100 m de longitud a una tasa de transmisión de 10 kbps.
- b) Cable coaxial, de 10 km de longitud a una tasa de transmisión de 1 Mbps.
- c) Enlace satélite, de 50000 km de longitud a una tasa de transmisión de 10 Mbps.



Sol: a) $5 \cdot 10^{-6}$ b) 0,05 c) 3333

Ref: 3-G-10

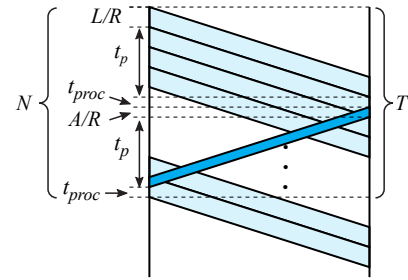
Problema:
3.50

Se utiliza una línea de 3000 km, para transmitir tramas de 64 bytes de longitud. Si la capacidad del canal es de 1500 kbps y el retardo de propagación de $6 \mu\text{s}/\text{km}$ ¿Cuántos bits son necesarios en el campo de secuencia $N(S)$, manejado por un protocolo genérico de nivel de enlace (HDLC), para conseguir un envío continuo de tramas? Se supone que tanto la longitud de la trama de control como el tiempo de proceso en recepción se consideran despreciables.

Resolución:

Sea:

- Longitud de trama datos, $L = 64 \cdot 8 = 512$ bits
- Capacidad del canal, $R = 1500$ kbps
- Tiempo de procesamiento, $t_{proc} \approx 0$
- Longitud de trama control, $A \approx 0$



El tiempo de propagación:

$$t_p = 6 \mu\text{s}/\text{km} \cdot 3000 \text{ km} = 18000 \mu\text{s} = 18 \text{ ms}$$

El tiempo total T para la transmisión de una trama (datos y confirmación) y considerando despreciables tiempos de procesamiento y tamaño de trama de control:

$$T = \frac{L}{R} + t_p + \cancel{t_{proc}} + \frac{A}{R} + t_p + \cancel{t_{proc}} = \frac{L}{R} + 2t_p \quad (3.4)$$

Sea N el tamaño de la ventana de transmisión, que corresponde a la cantidad de tramas que se pueden enviar desde que se transmite el primer bit de la trama de datos hasta que se procesa su confirmación, entonces, se producirá envío continuo si se cumple:

$$T = N \frac{L}{R} \quad (3.5)$$

por lo tanto, a partir de las expresiones (3.4) y (3.5):

$$\frac{L}{R} + 2t_p = N \frac{L}{R}$$

entonces:

$$N = 1 + \frac{2Rt_p}{L} = 1 + \frac{2 \cdot 1500 \cdot 10^3 \cdot 18 \cdot 10^{-3}}{8 \cdot 64} \approx 107 \text{ tramas}$$

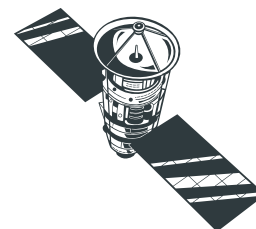
por lo tanto, el número de bits necesario en el campo secuencia, denominado $N(S)$:

$$n = \log_2 128 = 7 \text{ bits}$$

Ref: 3-G-15

Problema:
3.51

Se están enviando tramas de 1000 bits a través de un canal de 1 Mbps mediante el uso de un satélite geoestacionario, cuyo retardo de propagación desde Tierra es 270 ms. Las confirmaciones de recepción siempre se superponen en las tramas de datos (*piggybacking*). Los encabezados son muy cortos. Se utilizan números de secuencia de 3 bits. Calcula la utilización del enlace utilizando los siguientes protocolos:



- Parada y espera
- Ventana deslizante

Resolución:

La secuencia de envío de trama y recepción de confirmación sigue la siguiente secuencia temporal:

Instante	Evento
$t = 0$	Inicio de transmisión
$t = 1 \text{ ms}$	Primera trama totalmente transmitida
$t = 271 \text{ ms}$	Primera trama ha alcanzado, completamente, el destino
$t = 272 \text{ ms}$	Primera confirmación de la primera trama ha sido completamente transmitida
$t = 542 \text{ ms}$	Primera confirmación de la primera trama alcanza su destino

Por lo tanto, la secuencia completa durará 542 ms, y la eficiencia dependerá de la cantidad de tramas k que se envíen durante ese tiempo, y vendrá determinada por $k/542$. Por lo tanto:

- Parada y espera:

$$k = 1 \rightarrow U = \frac{1 \text{ ms}}{542 \text{ ms}} = 0,0018 \rightarrow 0,18 \%$$

- Ventana deslizante, con número de secuencia de 3 bits, permite un tamaño de ventana de 7:

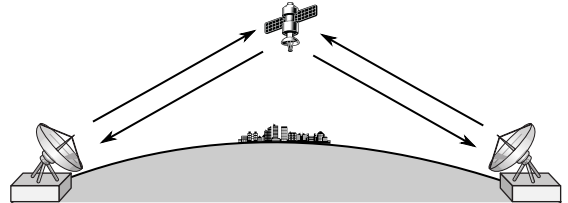
$$k = 7 \rightarrow U = \frac{7 \cdot 1 \text{ ms}}{542 \text{ ms}} = 0,0129 \rightarrow 1,29 \%$$

Ref: 3-G-16

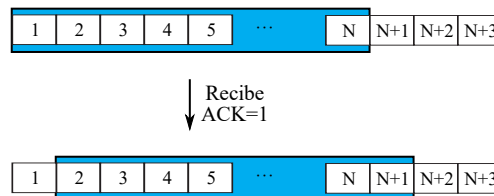
Problema:
3.52

Supongamos un canal satélite a una tasa de 1 Mbps y retardo de propagación Tierra-satélite de 250 ms (satélite geoestacionario), con tramas son de longitud 2000 bits. Suponemos canal libre de errores y tiempos de procesamiento despreciables. Calcula:

- Tamaño mínimo de ventana de transmisión utilizando un protocolo de Retroceso-N para conseguir envío continuo.
- Máxima eficiencia que se puede alcanzar mediante protocolo ARQ con Parada y Espera.

**Resolución:**

- Para cada trama enviada, el receptor envía una trama de confirmación (ACK), provocando la apertura de la ventana tantas posiciones de ventana como se han confirmado:

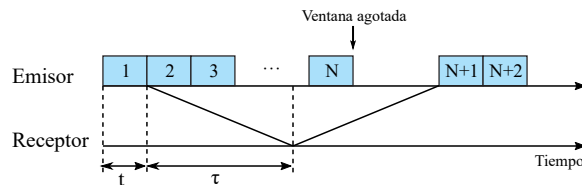


Si definimos τ como el retardo de propagación tierra-satélite-tierra, y t el tiempo de transmisión de la trama al medio, entonces, el RTT (Round Trip Time):

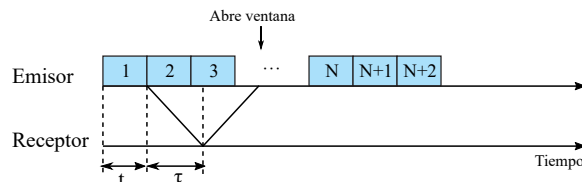
$$RTT = t + 2\tau$$

Tenemos los siguientes casos:

- $RTT > Nt \rightarrow$ Transmisión ineficiente.



- $RTT < Nt \rightarrow$ Envío continuo.



Por lo tanto, la máxima eficiencia se consigue cuando se cumple la siguiente condición:

$$Nt \geq t + 2\tau$$

$$N \geq 1 + 2\frac{\tau}{t}$$

y definiendo $a = \frac{\tau}{t}$, entonces, la condición de envío continuo:

$$N \geq 1 + 2a$$

A partir de los datos:

$$\tau = 2 \cdot 250 \text{ ms} = 500 \text{ ms}$$

$$t = \frac{2000 \text{ bit}}{10^6 \text{ bps}} = 2 \text{ ms}$$

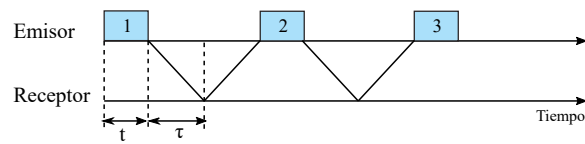
Por lo tanto:

$$a = \frac{500 \text{ ms}}{2 \text{ ms}} = 250$$

Entonces:

$$N \geq 1 + 2a = 501$$

b) El diagrama temporal para el protocolo Parada y Espera:



La eficiencia:

$$\eta = \frac{1}{1 + 2a} = \frac{1}{501} \approx 0,002$$

Ref: 3-G-19

Problema:
3.53

Con el objetivo de comparar el rendimiento del protocolo de control de flujo de Parada y espera con Ventana deslizante (de tamaño 7), calcule el rendimiento de cada uno de los protocolos en los siguientes escenarios. Supongamos para todos los casos, tamaño de la trama de datos 4000 bits, tamaño de las ACK 500 bits, probabilidad de error despreciable y velocidad de propagación de la señal de $V = 2 \times 10^8$ m/s:

- Enlace de 10000 km, con velocidad de transmisión de 250 kbps.
- Enlace de 100 m, con velocidad de transmisión a 10 Mbps.
- A la vista de los resultados anteriores, ¿en qué condiciones es aceptable utilizar el protocolo de control de flujo de Parada y espera?

Resolución:

- Enlace de 10000 km, tenemos que el retardo de propagación:

$$t_p = \frac{10000 \cdot 10^3 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 50 \text{ ms}$$

y los retardos de transmisión:

$$t_t = \frac{4000 \text{ bits}}{250 \text{ kbps}} = 16 \text{ ms}$$

$$t_{t,ACK} = \frac{500 \text{ bits}}{250 \text{ kbps}} = 2 \text{ ms}$$

- Control de flujo de **Parada y espera**. La utilización U :

$$U = \frac{t_t}{t_t + 2t_p + t_{t,ACK}} = \frac{16}{16 + 2 \cdot 50 + 2} \approx 0,14 \rightarrow 14 \%$$

- Control de flujo con **Ventana deslizante**. Puesto que:

$$7t_t < t_t + 2t_p + t_{t,ACK}$$

tenemos que el tamaño de la ventana no permite la transmisión continua, es decir, tiene que parar la transmisión de datos y esperar la llegada del ACK, por lo tanto, el rendimiento:

$$U = \frac{7t_t}{t_t + 2t_p + t_{t,ACK}} = \frac{7 \cdot 16}{16 + 2 \cdot 50 + 2} \approx 0,95 \rightarrow 95 \%$$

- Enlace de 100 m, tenemos que el retardo de propagación:

$$t_p = \frac{100 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 0,5 \mu\text{s}$$

y los retardos de transmisión:

$$t_t = \frac{4000 \text{ bits}}{10 \text{ Mbps}} = 400 \mu\text{s}$$

$$t_{t,ACK} = \frac{500 \text{ bits}}{10 \text{ Mbps}} = 50 \mu\text{s}$$

- Control de flujo de **Parada y espera**. La utilización:

$$U = \frac{t_t}{t_t + 2t_p + t_{t,ACK}} = \frac{400}{400 + 2 \cdot 0,5 + 50} \approx 0,89 \rightarrow 89 \%$$

- Control de flujo con **Ventana deslizante**. Puesto que:

$$7t_t > t_t + 2t_p + t_{t,ACK}$$

tenemos que el tamaño de la ventana permite la transmisión continua, es decir, no tiene que parar la transmisión de datos y esperar la llegada del ACK:

$$U = 1 = 100 \%$$

- c) En los casos en los que el retardo de propagación sea muy pequeño frente al retardo de transmisión, será aceptable el uso de protocolo de Parada y espera frente a Ventana deslizante, ya que en ese caso:

$$U = \frac{t_t}{t_t \left(1 + \frac{t_{t,ACK}}{t_t} + 2\cancel{\frac{t_p}{t_t}} \right)} \approx \frac{t_t}{t_t \left(1 + \frac{t_{t,ACK}}{t_t} \right)}$$

De este modo, podemos comprobar que el rendimiento supera el 50 % y podrá estar cercano al 100 % en el caso que el tamaño del ACK sea muy pequeño frente al de las tramas de datos.

Ref: 3-G-22

Problema:
3.54**0123456789**

En cada una de las siguientes estrategias de control de flujo, ¿cuántos paquetes pueden tener números de secuencia diferentes antes de que se produzca el reciclado?

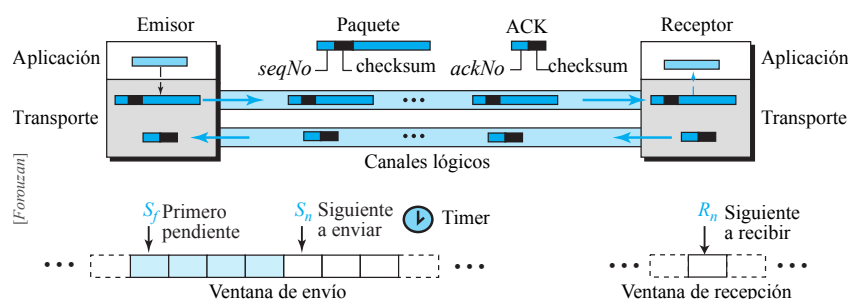
- a) Parada y Espera
- b) Retroceso-N con $m = 8$
- c) Rechazo selectivo con $m = 8$

Resolución:

El reciclado siempre depende del valor de m , por tanto:

- a) En Parada y Espera, $m = 1$, por lo tanto, cada $2^m = 2$ paquetes tienen el mismo número de secuencia.
- b) En Retroceso-N con $m = 8$, cada $2^m = 256$ paquetes tienen el mismo número de secuencia.
- c) Rechazo selectivo tiene el mismo reciclado de secuencias que Retroceso-N.

Ref: 3-G-37

Problema:
3.55

Supongamos que necesitamos diseñar un protocolo de ventana deslizante Retroceso-N, en una red con un ancho de banda de 100 Mbps, distancia media entre emisor y receptor de 10000 km. Supongamos un tamaño medio de paquete de 100000 bits y velocidad de propagación media de 2×10^8 m/s. Calcula:

- Tamaño máximo de ventana emisor.
- Tamaño máximo de ventana receptor.
- Número de bits necesarios en el campo secuencia.
- Valor de *time-out* apropiado para el temporizador.
- Supongamos que se cambia la estrategia de control de flujo a Rechazo selectivo, pero se mantiene la estructura de trama, y por lo tanto, el campo secuencia. Detallar los cambios que implica este cambio.

Resolución:

Si D es la distancia del medio y V la velocidad de propagación, el valor medio de RTT:

$$RTT = 2 \cdot \frac{D}{V} = 2 \cdot \frac{10000 \text{ km}}{2 \cdot 10^5 \text{ km/s}} = 100 \text{ ms}$$

Si R es la tasa de transmisión de bits, entonces, el producto ancho de banda $\times$ retardo:

$$R_B = R \cdot RTT = 100 \text{ Mbps} \cdot 100 \text{ ms} = 10^7 \text{ bits}$$

por lo tanto, si P es el tamaño medio de paquete, la cantidad máxima de paquetes que puede contener el medio:

$$n = \frac{R_B}{P} = \frac{10^7 \text{ bits}}{10^5 \text{ bits/paquete}} = 100 \text{ paquetes}$$

Entonces, en Retroceso-N:

- El tamaño máximo de ventana de envío debe ser 100 para no permitir más de 100 paquetes en el enlace.
- El tamaño máximo de ventana de recepción siempre es 1.
- Si N es el tamaño de la ventana de envío, sabemos $N \leq 2^m - 1$, es decir, $100 \leq 2^m - 1$. Por lo tanto, necesitamos elegir un m de al menos 7. Los números de secuencia son, entonces, de 0 hasta 127.

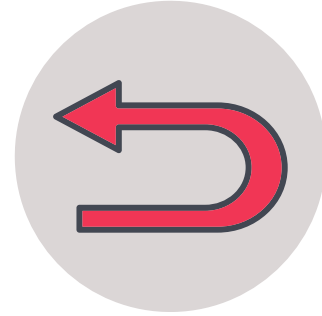
- d) El valor de *time-out* debería ser al menos el valor de $RTT = 100\text{ms}$, para evitar retransmisión temprana de paquetes, y por lo tanto, prevenir congestión.
- e) Con Rechazo selectivo, y considerando el mismo escenario, hay que tener en cuenta las siguientes consideraciones:
- El tamaño máximo de ventana, tanto emisor como receptor, es del mismo tamaño. Si $m = 7$, entonces, se tiene que el tamaño ventana es, como máximo, $2^{m-1} = 64$, es decir, sustancialmente más pequeño que en Retroceso-N e igual en ambos dispositivos.
 - Evidentemente, el *time-out* no varía con respecto a Retroceso-N, pero con la salvedad, que se activa para cada trama enviada.

Ref: 3-G-39

Problema:
3.56

Supongamos un proceso Retroceso-N sobre un medio no confiable, retardo de propagación 100ms, tasa de transmisión 200KB/s, tamaño de paquete 500B y probabilidad de paquete erróneo 0,01. Suponemos despreciables el resto de retardos.

- Define un valor coherente de temporizador.
- Define un buen valor de ventana.
- Basado en los valores anteriores, calcula el tiempo de envío para un fichero de tamaño 600MB.



Sol: a) $T > 200\text{ms}$ b) $N \geq 81$ c) 91 min

Ref: 3-G-41

Problema:
3.57

Un enlace de transmisión punto a punto vía satélite conecta dos computadores mediante una estrategia de ARQ Parada y espera. Utiliza una tasa de transmisión de datos de 64 kbps, tamaño de trama de 2048 bytes, de los que 2043 bytes corresponden al campo datos y con una trama de confirmación de 10 bytes. El retardo de propagación del medio es 180 ms y el tiempo de procesamiento de tramas de datos = 25 ms. Calcula:

- Productividad (referida a los bytes de información de la trama).
- Utilización del enlace (considerando despreciables retardos de procesamiento y tamaño de trama confirmación).



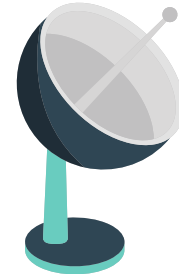
Sol: a) 25,44 kbps b) $\approx 0,42$

Ref: 3-G-42

Problema:
3.58

Un enlace de transmisión wireless half-dúplex utiliza estrategia ARQ Parada y Espera, con una tasa de transmisión de datos de 20 kbps, tamaño de trama de 512 bytes, de los que 506 bytes corresponden al campo datos. El retardo de propagación del medio es 20 ms y el tiempo de procesamiento de tramas es despreciable. Calcula la productividad, referida a los bytes de datos, en los siguientes casos:

- En ausencia de errores.
- Con un BER de 10^{-4} .

**Resolución:**

Si L es el tamaño de trama y R la tasa de transmisión, entonces, el tiempo de transmisión de trama:

$$t_t = \frac{L}{R} = \frac{512 \cdot 8 \text{ bits}}{20 \text{ kbps}} = 204,8 \text{ ms}$$

Por lo tanto, si D es la parte de datos de la trama y t_p es el retardo de propagación en el medio, entonces, la productividad:

- En ausencia de errores:

$$Throughput_{no-error} = \frac{D}{t_t + 2t_p} = \frac{506 \cdot 8 \text{ bits}}{204,8 + 2 \cdot 20 \text{ ms}} = 16,54 \text{ kbps}$$

- Con una probabilidad de error en bit P_b , la probabilidad de trama errónea:

$$P = 1 - (1 - P_b)^L = 1 - (1 - 0,0001)^{512 \cdot 8} = 0,336$$

Si suponemos la media de veces que una trama será retransmitida en ARQ Parada y espera:

$$N_r = \frac{1}{1 - P} = \frac{1}{1 - 0,336} = 1,5$$

entonces, obtenemos la productividad, esta vez en presencia de errores, y por tanto, con retransmisiones:

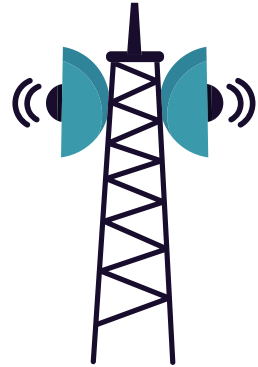
$$Throughput = \frac{D}{N_r(t_t + 2t_p)} = \frac{Throughput_{no-error}}{N_r} = \frac{16,54 \text{ kbps}}{1,5} \approx 11 \text{ kbps}$$

Ref: 3-G-46

Problema:
3.59

Un sistema de comunicación de datos basado en radioenlaces, orientado a trama, opera a una tasa de transmisión de 512 kbps con una longitud de trama de 512 bytes sobre un enlace a larga distancia que produce un retardo de propagación de 20 ms. Es necesario establecer un mecanismo de control de flujo basado en ventana. Determine:

- Tamaño mínimo de ventana que consigue optimizar la productividad.
- Tamaño del campo secuencia.

**Resolución:**

- Si L es el tamaño de trama y R la tasa de transferencia, entonces, el tiempo de transferencia:

$$t_t = \frac{L}{R} = \frac{512 \cdot 8 \text{ bits}}{512 \text{ kbps}} = 8 \text{ ms}$$

Si t_p es el retardo de propagación, entonces:

$$a = \frac{t_p}{t_t} = \frac{20 \text{ ms}}{8 \text{ ms}} = 2,5$$

Si N es el tamaño de ventana, entonces, sabemos que el óptimo de eficiencia se consigue con:

$$N \geq 1 + 2a = 6$$

- Para una ventana de 6, es necesario un campo secuencia de $m = 3$ bits.

Ref: 3-G-52

Problema:
3.60

En Rechazo selectivo, el tamaño de la ventana de emisor y receptor es el mismo. ¿Significa que suponemos que no hay paquetes en tránsito?

Resolución:

Al igual que Retroceso-N también pueden haber varios paquetes en tránsito. Los tamaños de las ventanas de envío y recepción se establecen iguales para acomodar paquetes fuera de secuencia hasta que todos los paquetes lleguen en orden. El protocolo no envía segmentos fuera de orden al nivel superior, los guarda temporalmente en la ventana hasta que se completa la secuencia en orden.

Ref: 3-G-58

Problema:
3.61

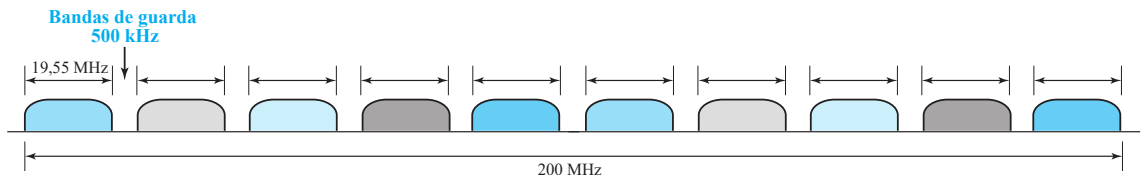
Se quieren realizar transmisiones intercontinentales, y para ello se cuenta con una estación de microondas de 200 MHz que conecta con un satélite geoestacionario a 42000 Km de altura. El satélite recibe las señales con una atenuación que representamos por 6 dB de relación señal-ruido y opera con 10 transpondedores que cuentan con bandas de guarda superiores e inferiores de 500 kHz cada una. Se pide:



- Indique el reparto de bandas de frecuencia y bandas de guarda de los diferentes transpondedores.
- ¿Cuál será la capacidad máxima de transmisión del enlace de microondas?
- Suponiendo que utilizamos un control de flujo de envío continuo con ventana deslizante módulo 128 y que se envían tramas de protocolo HDLC con 10 kbytes de información en el campo de datos y 6 bytes de cabecera. Calcule el rendimiento de los transpondedores del satélite.
- ¿Qué soluciones se podrían aplicar para mejorar este rendimiento, en el caso de que fuera posible?

Resolución:

- El reparto de bandas de frecuencia y guardas:



- La capacidad máxima por cada transpondedor, a partir de Shannon, y suponiendo un ancho de banda $B = 19,05 \text{ MHz}$ con una SNR de 6 dB:

$$C = B \log_2(1 + SNR) = 19,55 \cdot \log_2(1 + 10^{\frac{6}{10}}) = 45,28 \text{ Mbps}$$

- Si la trama HDLC tiene 10 Kbytes en el campo de datos y 6 bytes en la cabecera, la longitud es de $L = 10006 \text{ bytes}$, por lo tanto, si suponemos que cada transpondedor opera a su capacidad máxima cercana al límite de interferencias interbanda, es decir, $R = 45,28 \text{ Mbps}$, entonces, el tiempo de transmisión de trama:

$$t_t = \frac{L}{R} = \frac{10006 \cdot 8 \text{ bits}}{45,28 \text{ Mbps}} = 1,77 \text{ ms}$$

Si el satélite está situado a una altura D , siendo V la velocidad de propagación en el medio, entonces el tiempo de propagación:

$$t_p = \frac{D}{V} = \frac{42000 \text{ km}}{300000 \text{ km/s}} = 140 \text{ ms}$$

Si definimos:

$$a = \frac{t_p}{t_i} = \frac{140 \text{ ms}}{1,77 \text{ ms}} = 79,21$$

entonces, para una ventana de $N = 127$, la utilización del enlace:

$$U = \frac{N}{1 + 2a} = \frac{127}{1 + 2 \cdot 79,21} = 0,7966$$

d) Se pueden aportar varias soluciones o combinación de ellas:

- Intentar disminuir la SNR.
- Aumentando el ancho de banda (MHz) disponible en los transpondedores, aumentamos la capacidad de transmisión.

Ref: 3-G-66

Problema:
3.62

En una red, fijando un valor para $m > 1$, podemos utilizar los protocolos Retroceso-N y Rechazo selectivo.

- Ventajas e inconvenientes del protocolo Retroceso-N.
- Ventajas e inconvenientes del protocolo Rechazo selectivo.
- Razona qué otro criterio debería ser considerado a la hora de elegir uno u otro protocolo.

Resolución:

- La **ventaja** de utilizar Retroceso-N es que disponemos de una ventana de envío mayor, por lo tanto, se pueden enviar más paquetes antes de esperar la llegada de la confirmación.

El **inconveniente** de Retroceso-N es que la ventana de recepción es de sólo tamaño 1. El receptor no puede aceptar y almacenar paquetes fuera de orden, por lo que son descartados. El descarte de paquetes fuera de secuencia implica el envío de dichos paquetes por el emisor, provocando congestión, reduciendo la capacidad del medio y en general, reduciendo el rendimiento de la red. Por lo tanto, la ventaja del uso de una ventana más grande de envío puede desaparecer en situaciones de reenvío de paquetes.

- La **ventaja** de Rechazo selectivo es que la ventana de recepción puede ser mucho más grande que 1, permitiendo recibir y almacenar paquetes fuera de orden, evitando, por tanto, el reenvío de paquetes, y en consecuencia, disminuyendo la congestión de la red.

El **inconveniente** de Rechazo selectivo es que la ventana de envío es la mitad que Retroceso-N, lo que significa que puede enviar menos paquetes antes de esperar la llegada de la confirmación.

- Podemos concluir que si el producto ancho de banda por retardo de una red es grande, la fiabilidad buena y el retardo bajo, elegiríamos Retroceso-N para utilizar al máximo la capacidad de la red.

Por otro lado, si el producto ancho de banda por retardo es bajo, o la red no es muy confiable (existencia de errores) o se producen elevados retardos, utilizaríamos Rechazo selectivo.

Ref: 3-G-67

Problema:
3.63

El campo que almacena el número de secuencia de un paquete tiene, evidentemente, un tamaño limitado, lo que implica que el número de secuencia, en algún momento, debe ser reciclado, lo que significa que dos paquetes pueden tener, en teoría, el mismo número de secuencia. En un protocolo que utiliza m bits para el campo número de secuencia, si un paquete tiene el número de secuencia x , entonces:

- a) ¿Cuántos paquetes necesitan ser enviados para obtener otro paquete con el mismo número de secuencia x ? Supongamos que cada paquete tiene asignado un sólo número de secuencia.
- b) ¿Qué problemas puede ocasionar el reciclado de número de secuencia?

Resolución:

- a) Los números de secuencia se obtienen mediante aritmética módulo 2^m , lo que significa que, si un paquete tiene el número de secuencia x , tienen que pasar 2^m paquetes para ver el mismo número de secuencia x , suponiendo que cada paquete utiliza sólo un número de secuencia.

El número de secuencia en TCP es diferente, ya que define el primer byte del paquete.

- b) La red debe ser diseñada de forma que los tiempos entre dos reciclados de números de secuencia consecutivos sean lo más grandes posibles. Por ejemplo, si un protocolo utiliza un tamaño de campo número de secuencia de 3 ($m = 3$), implica que cada $2^m = 8$ paquetes aparecerá el mismo número de secuencia. Si el paquete previo con secuencia x , o si ha sido duplicado de forma accidental, está todavía en circulación en la red y llega al destino, el receptor lo puede confundir con un nuevo paquete, también con número de secuencia x .

Ref: 3-G-68

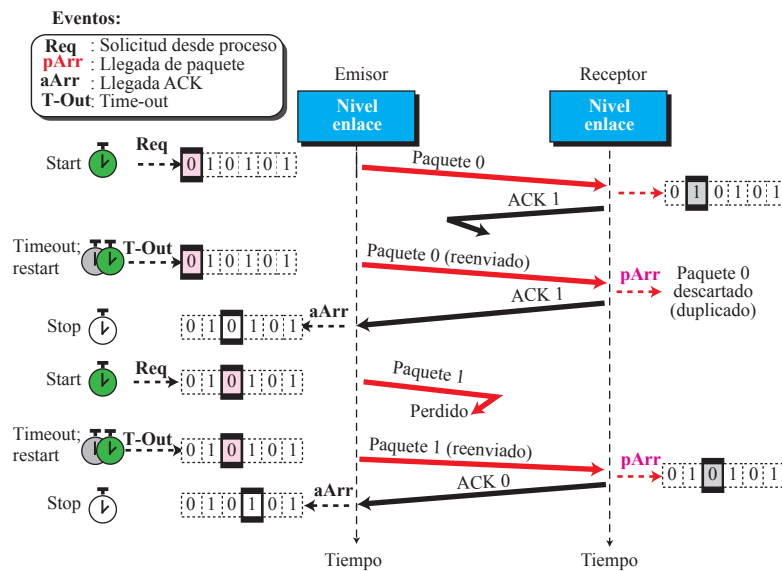
Problema:
3.64

En protocolo Retroceso-N, el tamaño de la ventana de envío puede ser $2^m - 1$, mientras que el tamaño de la ventana de recepción es de sólo 1. Razona cómo se acomoda el control de flujo en esta situación con una diferencia tan grande entre las ventanas envío y recepción.

Resolución:

El resto de paquetes, hasta $2^m - 2$ paquetes se suponen que están en tránsito, en el medio. El tamaño de la ventana de recepción se establece en 1 para que pueda aceptar sólo un paquete, además, el paquete esperado, y no paquetes fuera de orden. El receptor no puede ser forzado a recibir paquetes adicionales ya que sólo espera sólo un paquete en su ventana. Cuando el nivel aplicación consume el único paquete en la ventana, la ventana de recepción se desplaza para hacer posible la recepción del siguiente paquete en tránsito. Si llega algún paquete en tránsito antes del desplazamiento de la ventana, se descarta.

H



- ☐ RTT
- ☐ Temporizadores
- ☐ Ancho de ventana
- ☐ Utilización
- ☐ Throughput
- ☐ Diagramas de intercambio de secuencias

Ref: 3-H-02

Problema:
3.65

Calcule el valor óptimo del temporizador de retransmisión para un ARQ de Rechazo selectivo y ventana de 4 paquetes, siendo el tamaño de paquete 1000 bits, la capacidad del enlace 1 Gbps y el RTT 100 ms.

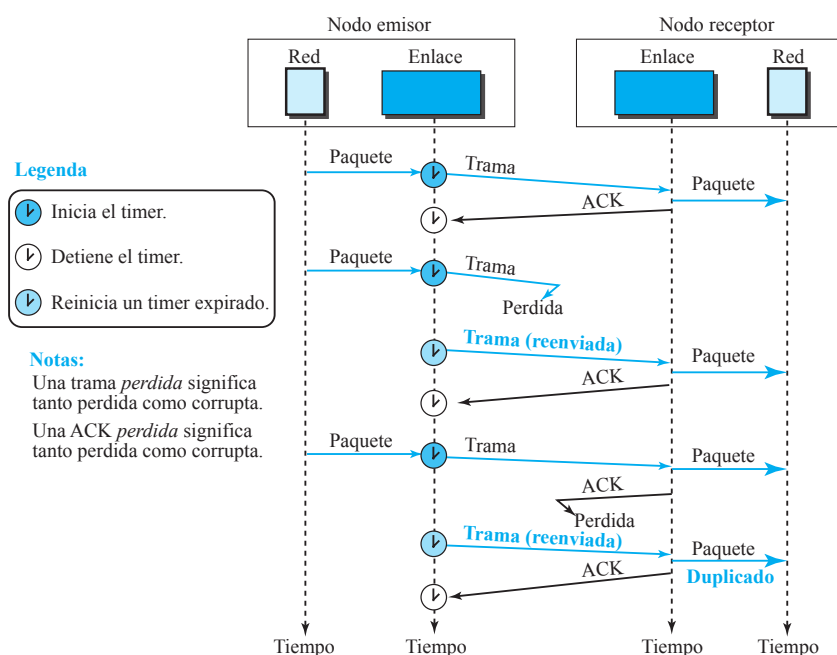
**Resolución:**

El temporizador debe ajustarse al valor del $RTT + t_t$, es decir, unos 100 ms, aproximadamente, ya que el $t_t = 1 \mu s$. Un valor superior originaría un tiempo de espera innecesario y un valor inferior ocasionaría retransmisiones innecesarias. Sin embargo, si el RTT es variable, se debe poner un temporizador mayor que el RTT para que dar tiempo a que los paquetes se acepten o rechacen por los ACKs o NACKs.



En la figura adjunta:

- ¿Cuántas tramas hay en circulación?
- ¿Por qué no es necesario el uso de temporizadores en el receptor?



Resolución:

- En Stop-And-Wait, teóricamente debe haber sólo una trama en tránsito en cada instante. Por lo tanto, después del *timeout*, si la trama no ha sido confirmada, el emisor asume que la trama se ha perdido y envía una copia de la trama, pero no significa que hay dos tramas en tránsito.
- Se trata de una comunicación en un sólo sentido, donde las tramas de datos van del emisor al receptor; las confirmaciones van del receptor al emisor. Como se requiere la confirmación de las tramas de datos, es necesario el uso de temporizador en el lado del emisor para re-enviar tramas perdidas o erróneas. Como no se requiere que las tramas de confirmación sean confirmadas (sería un círculo vicioso), no se utiliza temporizador en el lado del receptor.

Si una trama de confirmación se pierde, el emisor interpreta la situación como la pérdida de trama de datos perdida y re-envía la trama de datos última.

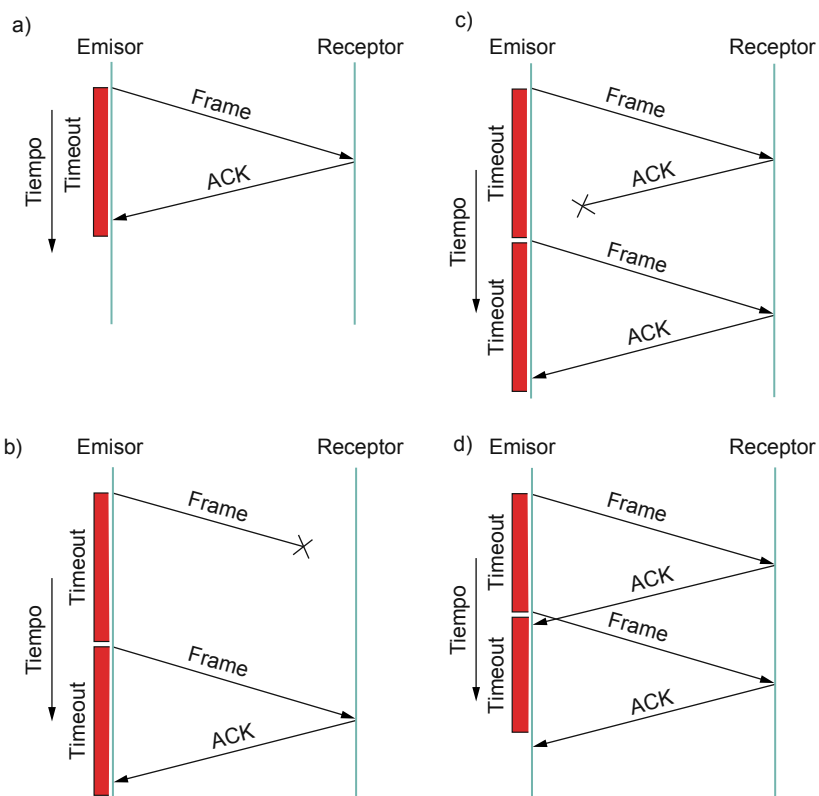
Ref: 3-H-21

Problema:
3.67

Dado una estrategia de ARQ para Parada y espera, mediante un diagrama temporal muestre los cuatro escenarios posibles:

- ACK recibida antes de expirar temporizador.
- Pérdida de trama de datos.
- Pérdida de ACK.
- Disparo temprano de temporizador (demasiado pronto).

Resolución:



Ref: 3-H-25

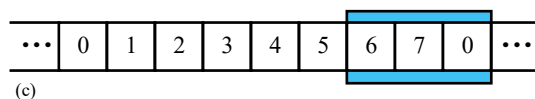
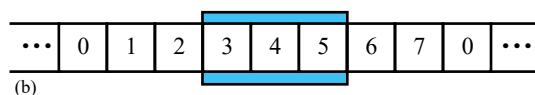
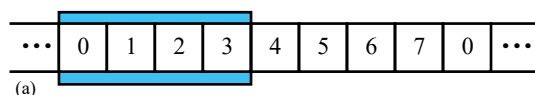
Problema:
3.68

Dos nodos vecinos (A y B) utilizan un protocolo de ventana deslizante, con número de secuencia de 3 bits. Como mecanismo ARQ utilizan retroceso-N con un tamaño de ventana de 4. Suponiendo que A está enviando y B está recibiendo, muestra las posiciones de la ventana para la siguiente sucesión de eventos:

- Antes de que A envíe ninguna trama.
- Después de que A ha enviado las tramas 0, 1 y 2 y recibido confirmación de B para la 0 y 1.
- Después de que A ha enviado las tramas 3, 4 y 5, B confirma 4 y la ACK es recibida por A.

Resolución:

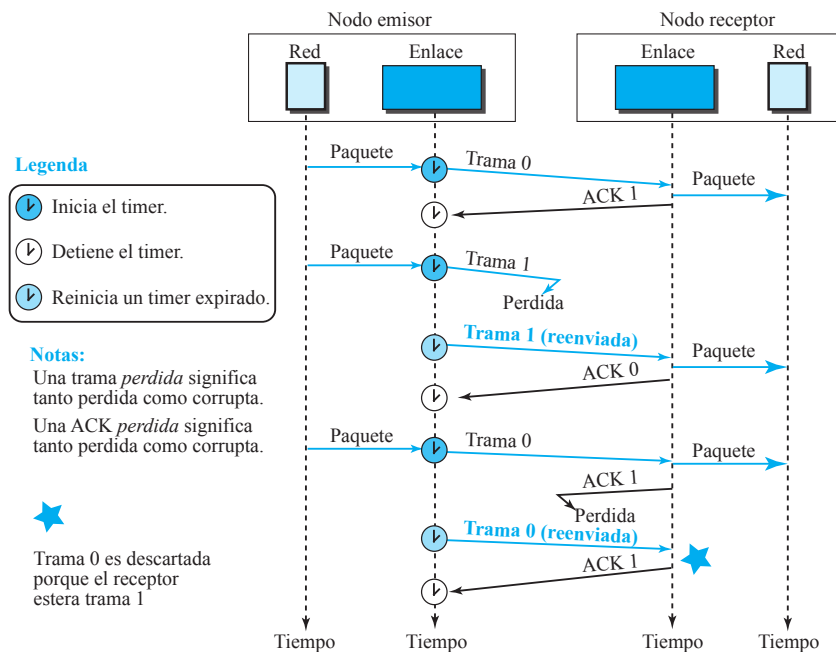
Un número de secuencia de $m = 3$, indica que la numeración de tramas se realiza $0, \dots, 2^m - 1$, por lo tanto:



Ref: 3-H-26

Problema:
3.69

En el protocolo de la figura, supongamos que el RTT (*Round-Trip Time*) está establecido en 40 ms. Explica qué ocurriría si se establece el valor de *timeout* en cada uno de los siguientes valores:



- a) 35 ms
- b) 45 ms
- c) 40 ms

Resolución:

- a) El *timeout* es menor que el valor de RTT. El temporizador expirará antes que la primera trama pueda ser confirmada. El emisor enviará la trama de forma repetida. La comunicación es infructuosa.
- b) La trama es confirmada a tiempo a menos que la trama se pierda o sufra algún inusual retraso. Es la situación ideal. El *timeout* está establecido correctamente.
- c) Esta configuración está muy forzada y no hay margen. Si se produce un pequeño retraso, tanto en la trama como en la confirmación, se producirá *timeout* y por tanto, la trama será reenviada. Los temporizadores deben tener cierto margen en relación al RTT.

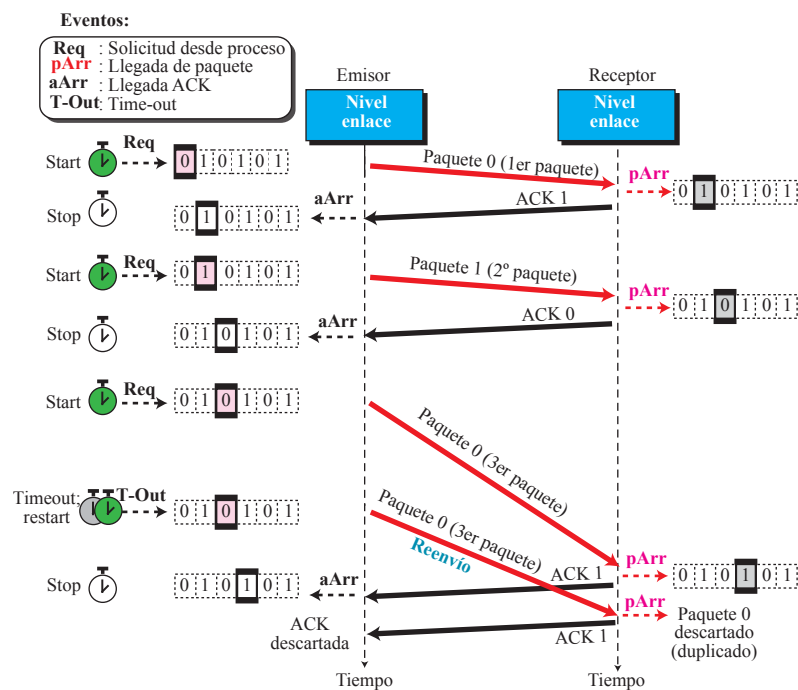
Ref: 3-H-44

Problema:
3.71

Representa un escenario de intercambio de paquetes, mediante Parada y espera, con las siguientes eventos y acciones:

- El emisor envía tres paquetes.
- El primer y segundo paquete llegan y son confirmados.
- El tercer paquete se retrasa y es reenviado.
- El paquete duplicado se recibe después de haber enviado la confirmación del paquete original.

Resolución:



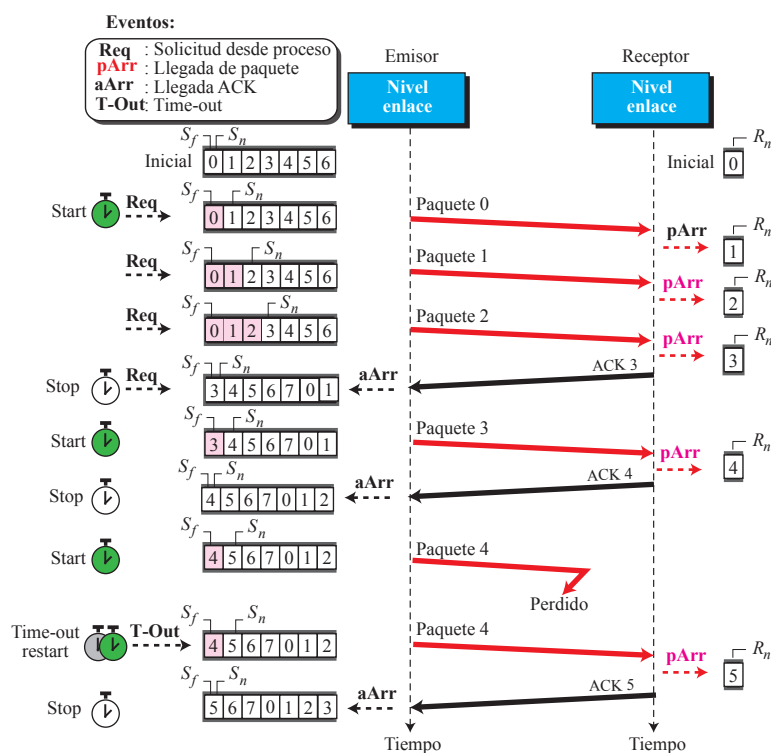
Ref: 3-H-46

Problema:
3.72

Representa un escenario de intercambio de paquetes, mediante Retroceso-N, con las siguientes eventos y acciones:

- El emisor envía 5 paquetes (0, 1, 2, 3 y 4).
- Los paquetes 0, 1 y 2 son enviados y confirmados con un sólo ACK, que llega al emisor después de que todos los paquetes han sido enviados.
- El paquete 3 se recibe y confirma con una sólo ACK.
- El paquete 4 se pierde y es reenviado.

Resolución:



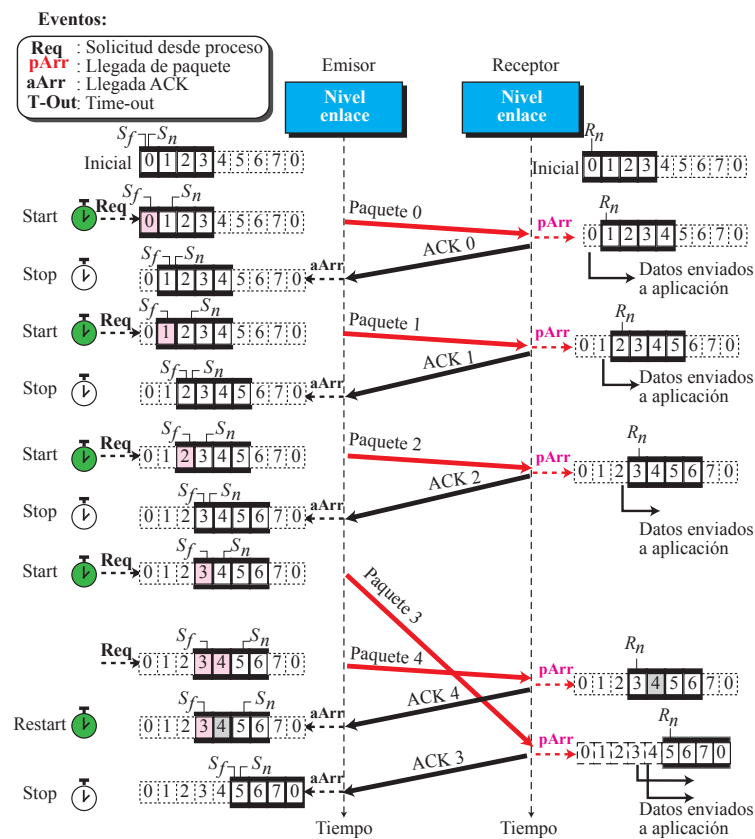
Ref: 3-H-47

Problema:
3.73

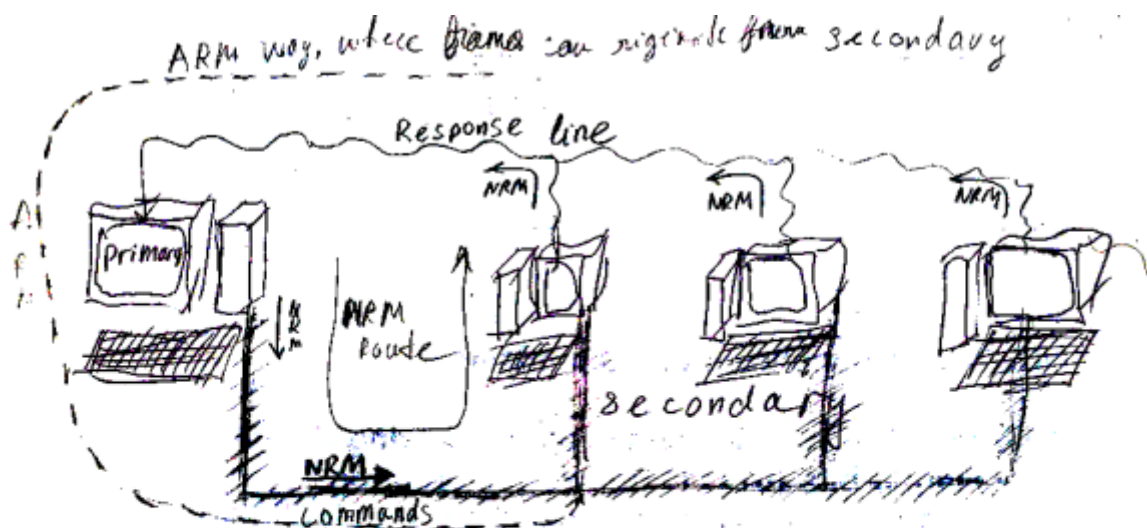
Representa un escenario de intercambio de paquetes, mediante Rechazo selectivo, con las siguientes eventos y acciones:

- El emisor envía 5 paquetes (0, 1, 2, 3 y 4).
- Los paquetes 0, 1 y 2 son recibidos en orden y confirmados, uno a uno.
- El paquete 3 se retrasa y se recibe después del paquete 4.

Resolución:



J



NRM

1. primary takes over
2. if secondary has a data it can respond

for ARM

primary is in charge
for LINE, initialization,
error recovery
logical disconnect

□ HDLC

Ref: 3-J-14

Problema:
3.74

Supongamos que la estación HDLC primaria en NRM ha enviado seis tramas I a la secundaria. Antes del inicio de la transmisión, el valor de $N(S)$ era tres (en binario, 011). Si el bit de sondeo está en la sexta trama, ¿cuál debe de ser el valor del contador de regreso, $N(R)$, de la estación secundaria después de la última trama? Supongamos que no hay errores.

Resolución:

Con tres bits de número de secuencia, $m = 3$, tenemos una numeración de tramas $0, 1, 2, \dots, 7, 0, \dots$. Si la estación primaria envía seis tramas, serán numeradas $3, 4, 5, 6, 7, 0$, por tanto, y suponiendo que no hay errores, en la secundaria se tiene que $N(R) = 1$.

Ref: 3-J-15

Problema:
3.75

Dos máquinas, A y B, están unidas por un medio de transmisión full-duplex punto a punto, utilizando para comunicarse una arquitectura de tres capas. Las capas de aplicación de las dos máquinas mantienen el diálogo que se muestra en la siguiente tabla a partir del tiempo $t = 0$. La capa de enlace utiliza la clase de procedimiento HDLC denominada BA 2,8.

Nº mensaje (M)	Mensajes A → B	Mensajes B → A	Bytes
1		220 B.arss.es	13
2	HELO A.umh.es		13
3		250	3
4	MAIL FROM :<profesor@A.umh.es>		30
5		250	3
6	RCPT TO: <alumno@B.umh.es>		26
7		250	3
8	DATA		4
9		354	3
10	Te paso el enunciado		20
11	del examen de redes		19
12	Creo que es bastante		20
13	fácil si los alumnos han		24
14	estudiado algo durante		22
15	el verano.		10
16	.		1
17		250	3
18	QUIT		4
19		250	3

El formato de trama se presenta a continuación:



Teniendo en cuenta los siguientes aspectos:

- Las capas de aplicación de A y B generan sus mensajes de nivel de aplicación inmediatamente después de que el nivel de enlace les entregue el mensaje esperado procedente del otro extremo. Por ejemplo, B genera el mensaje 3 inmediatamente después de recibir el mensaje 2. La única excepción son los mensajes 10 a 16 que A genera (y pasa al nivel de enlace) sin esperar ningún mensaje desde B. También se puede considerar que el tiempo de paso de mensajes entre niveles dentro de una misma máquina, así como el tiempo de procesamiento de los mensajes por parte de una entidad de protocolo en todos los niveles, son despreciables.
- No hay fragmentación a nivel de enlace.
- El nivel de enlace entrega los datos recibidos al nivel de aplicación una unidad de tiempo después de haberlos recibido completamente (*Nota*: en la solución mostrada a continuación no se aplica este criterio, ...).
- El retardo de propagación entre A y B es de tres unidades de tiempo: $t_{prop} = 3\tau$.
- La velocidad binaria en el enlace entre A y B es de $R = 10 \text{ bytes}/\tau$.

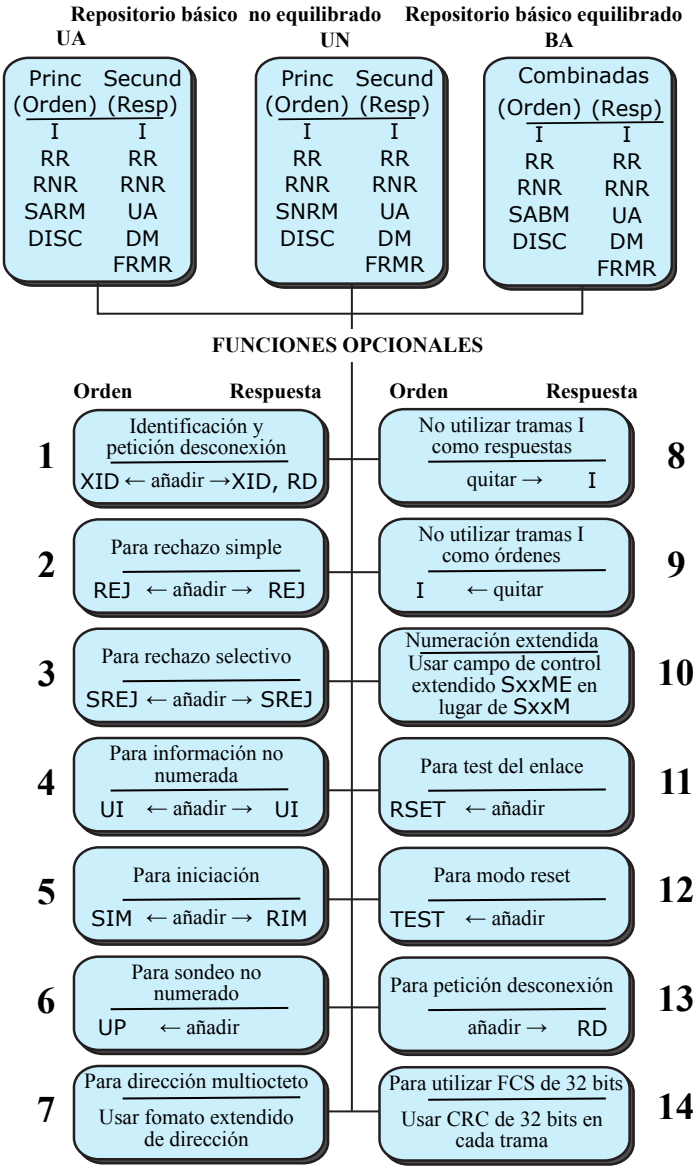
- Por simplicidad se ha de considerar que el tiempo de transmisión de una trama ha de ser un número entero de unidades de tiempo (si el resultado del cálculo del tiempo de transmisión de una trama es un número no entero de unidades de tiempo, se ha de “aproximar” al número entero inmediatamente superior).
- Se puede considerar que todas las tramas HDLC de control y no numeradas tienen vacío el campo de información.
- Si una estación no recibe asentimiento de los datos enviados tras 22 unidades de tiempo después de finalizar el envío de dichos datos ($t_{timer} = 22\tau$) la estación procede a la retransmisión de dichos datos inmediatamente.
- Si una trama se recibe con error, se considera que dicha trama no ha llegado a todos los efectos.
- Las peticiones de retransmisión se generan inmediatamente después de detectar un salto en el número de secuencia.
- El tamaño de la ventana es el máximo posible para el escenario planteado.
- Se sigue una estrategia de “asentimientos retardados” que consiste en que el receptor de tramas de información:
 - Cuando recibe una trama de información, pone en marcha un temporizador de 3 unidades de tiempo.
 - Cuando vence ese temporizador, asiente la trama de información con una trama de control a no ser que con anterioridad:
 - Se reciba otra trama de información, en cuyo caso asiente las dos tramas inmediatamente mediante una trama de control.
 - El receptor genere, a su vez, una trama de información, en cuyo caso se asiente la trama recibida con anterioridad utilizando el número de secuencia esperado.

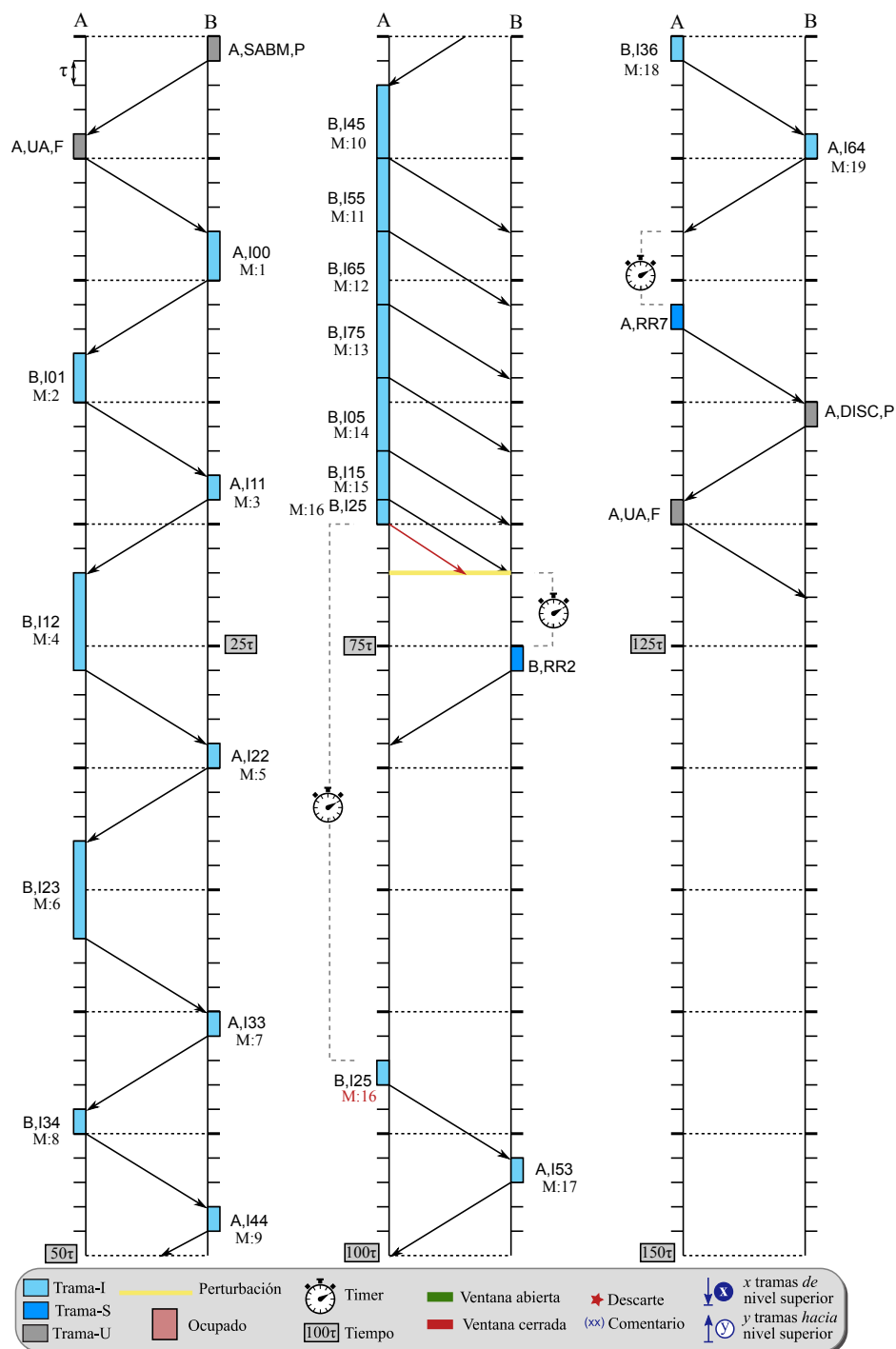
Si ocurre alguna de las dos situaciones anteriores simultáneamente al vencimiento del temporizador, se procede como si dicha situación hubiese ocurrido antes del vencimiento del temporizador.
- Los asentimientos no numerados se envían inmediatamente (sin seguir la estrategia de asentimientos retardados anteriormente descrito).
- Las respuestas a peticiones de “sincronismo” (checkpointing) se envían inmediatamente.

Si en $t = 72\tau$ hay perturbaciones en el medio que corrompen las señales que se encontraban en él en ese momento, aunque el protocolo consigue arreglarlo, dibuje (y justifique) el cronograma de intercambio de tramas HDLC entre las estaciones necesario para soportar el intercambio de mensajes de nivel de aplicación mostrado en la Tabla. Suponer que en $t = 0$, B solicita establecer la conexión a nivel de enlace y la estación A acepta. Suponer, igualmente, que inmediatamente después de la recepción por parte del nivel de enlace de B del último asentimiento de los datos correspondientes al mensaje 19, dicho nivel de enlace inicia la finalización de la conexión a nivel de enlace (finalización aceptada por el nivel de enlace de A). Distinguir las diferentes tipos de tramas HDLC utilizadas.

¡Ojo! Hay que sumar 6 bytes de sobrecarga HDLC a la longitud de los mensajes de nivel de aplicación...!!!!

Las clases de procedimiento HDLC así como las funciones opcionales:



Resolución:

Ref: 3-J-70

Problema:
3.76

Se un sistema formado por una estación principal P y estaciones secundarias A y B, conectadas por un medio de transmisión half-duplex multipunto, utilizando la clase de procedimiento HDLC denominado UN 4 (ver clases de procedimiento HDLC), considerando los siguientes aspectos:

- La comunicación se realiza entre la estación principal (P) y las secundarias (A y B).
- Las estaciones secundarias, además, disponen de la dirección de difusión G.
- El retardo de propagación es una unidad de tiempo: $t_p = \tau$.
- Tamaño de cabecera 6 bytes para todos los tipos de trama.
- El campo de información en tramas-I es de tamaño fijo, de 14 bytes en la estación principal y 4 bytes en las estaciones secundarias.
- Se puede considerar que todas las tramas control (tramas-S) y no numeradas (tramas-U) tienen el campo de información vacío.
- La velocidad binaria del enlace es $R = 20 \text{ bytes}/\tau$.
- Para simplificar, se considera el tiempo de transmisión de trama un número entero de unidades de tiempo, de forma que, si el resultado del cálculo del tiempo de transmisión de una trama es un número no entero de unidades de tiempo, se ha de “aproximar” al número entero inmediatamente superior.
- La estación P gestiona el uso de temporizador, de forma que cada vez se envía una orden de sondeo (bit P), activa un temporizador, si no recibe contestación 5 unidades de tiempo ($t_{timer} = 5\tau$) entonces envía una orden de “sincronismo” (*checkpointing*) a la estación secundaria.
- Si una trama se recibe con error, a todos los efectos, se considera que dicha trama no ha llegado.
- Se supone que utilizamos 2 bits para numeración de secuencias ($m = 2$). Debemos considerar este dato, junto con la estrategia de control de flujo, para el dimensionado de la ventana deslizante.
- Las estaciones confirman las tramas mediante *piggybacking* siempre que en el momento de la recepción de una trama tengan alguna trama en la ventana de transmisión, y en otro caso, lo hacen mediante tramas de control, es decir, si cuando llega una trama a la estación X, ésta tiene alguna trama para transmitir, pero que todavía no haya empezado a transmitir, incluye un asentimiento en su cabecera, en caso contrario, envía una trama de control para confirmación.
- Los asentimientos no numerados se envían inmediatamente.
- Las respuestas a peticiones de “sincronismo” (*checkpointing*) se envían inmediatamente.

Una vez establecido el enlace de forma conveniente, el control del enlace por parte de la principal consistirá en un mecanismo de planificación *Round Robin*:

- Envío datos a estación A + sondeo.
- Envío datos a estación B + sondeo.
- Envío de información no numerada (si procede).
- Vuelta a i).

Utilizar el formato de trama HDLC y las clases de procedimiento estándar. Realice la representación espacio-temporal en el diagrama adjunto teniendo en cuenta los siguientes eventos:

Instante	Evento
$t = 0\tau$	La estación P envía una orden de conexión con confirmación a las estaciones A y B, de forma secuencial. Ambas estaciones aceptan.
$t = 10\tau$	El usuario en P genera datos que permiten formar 3 tramas hacia B. En el mismo instante, B genera 2 tramas, evidentemente, hacia P.
$t = 12\tau$	P genera 4 tramas hacia A. En el mismo instante, A genera 2 tramas hacia P.
$t = 25\tau$	Se produce una perturbación que corrompe todas las señales del medio.
$t = 33\tau$	P genera 2 tramas hacia B.
$t = 59\tau$	Perturbación.
$t = 65\tau$	P genera 2 tramas hacia B. B genera 1 trama hacia P.
$t = 71\tau$	P genera 6 tramas de difusión (G). A genera 1 trama hacia P.
$t = 75\tau$	A genera 1 trama hacia P.
$t = 87\tau$	P genera 2 tramas hacia A y B, respectivamente.
$t = 90\tau$	Las estaciones A y B, generan 4 tramas hacia P, respectivamente.
$t = 113\tau$	P genera 2 tramas de difusión (G).
$t = 115\tau$	Perturbación.
$t = 125\tau$	A partir de este instante, si P determina que está todo confirmado, en ambos sentidos, inicia la desconexión del enlace, con confirmación, hacia A y B. Ambas estaciones aceptan.

Resolución:

Considerando una sobrecarga HDLC de 6 bytes y tiempo de transmisión binaria $R = 20 \text{ bytes}/\tau$:

- En tramas-S y tramas-U, con un tamaño de trama de 6 bytes, tiempo de transmisión aproximado a τ .
- En relación a las tramas-I:
 - Estación P: campo de información 14 bytes, tamaño total de trama 20 bytes, por lo tanto, tiempo de transmisión aproximado a 2τ .
 - Estación A y B: campo de información 4 bytes, tamaño total de trama 10 bytes, por lo tanto, tiempo de transmisión τ .

La función opcional (4) indica la posibilidad de información no numerada.

Los tamaños de ventana vienen definidos por la estrategia de control de flujo y número de bits en el campo de secuencia. Por lo tanto, para Retroceso-N y $m = 2$ bits, tenemos un tamaño de ventana de $2^m - 1 = 3$ y 1 en la parte del emisor y receptor, respectivamente, de todos los dispositivos. Además, $m = 2$ nos indica una numeración de tramas módulo 4, por lo tanto: 0, 1, 2, 3, 0, ...

A continuación, algunos detalles del intercambio producido:

- | | |
|--|---|
| (1) Establecido enlace NRM con A | (15) Error. Trama descartada |
| (2) Establecido enlace NRM con B | (16) Fuera de secuencia. Trama descartada |
| (3) P no tiene datos para A . Sondeo | (17) Respuesta positiva a sondeo. Finaliza con F |
| (4) El nivel superior de P genera 3 tramas hacia B | (18) Las confirmaciones abren ventana |
| (5) El nivel superior de B genera 2 tramas hacia P | (19) Sondeo |
| (6) A , respuesta negativa a sondeo | (20) Respuesta negativa a sondeo |
| (7) Envío de tramas a B | (21) La perturbación provoca pérdida de la respuesta. P continúa su planificación |
| (8) Tramas correctas. Envío hacia nivel superior B | (22) Información no numerada (difusión) hacia todas las estaciones |
| (9) Agota ventana y sondeo | (23) Agota ventana |
| (10) Respuesta positiva a sondeo. Finaliza con F | (24) Abre ventana |
| (11) Tramas correctas. Envío hacia nivel superior P | (25) Perturbación provoca pérdida de trama no numerada. No se retransmite |
| (12) Las confirmaciones abren ventana | (26) Todo confirmado. Paso a desconexión |
| (13) Envío de tramas a A . Agota ventana y sondeo | |
| (14) Tramas correctas. Envío hacia nivel superior A | |

Al final se habrá producido el siguiente intercambio de tramas:

$P :$	$\overrightarrow{\boxed{0\ 1\ 2\ 3\ 0\ 1}}$	$2\ 3\ 0\ 1\ 2\ 3$	$: A$
$P :$	$\overrightarrow{\boxed{0\ 1\ 2\ 3\ 0\ 1\ 2\ 3\ 0}}$	$1\ 2\ 3$	$: B$
$P :$	$\overleftarrow{\boxed{0\ 1\ 2\ 3\ 0\ 1\ 2}}$	$3\ 0\ 1\ 2\ 3$	$: A$
$P :$	$\overleftarrow{\boxed{0\ 1\ 2\ 3\ 0\ 1\ 2}}$	$3\ 0\ 1\ 2\ 3$	$: B$

