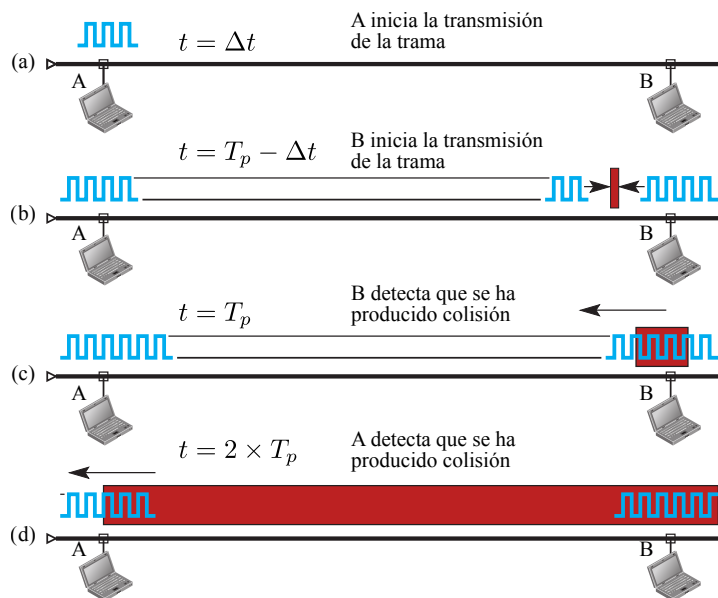


Capítulo 4

Control de acceso al medio



Generado: 21/11/2024 13:19:00

Cuestiones

Q-4.1 ¿Qué nos indica el intervalo de vulnerabilidad? ¿Qué indica si es muy alto a muy bajo? ¿Compare Aloha, Aloha Ranurado, CSMA, CSMA/CD y paso de testigo en base a dicho intervalo? Justifique la respuesta.

Q-4.2 Al analizar Aloha, se usa un solo parámetro, el tiempo, mientras al analizar CSMA se usan dos parámetros, el espacio y el tiempo ¿Puede explicar la razón?

Q-4.3 ¿Qué tipo de técnica de acceso basada en contienda o selección es más adecuada para la transmisión de video en tiempo real?

Q-4.4 ¿Qué técnica se utiliza para evitar colisiones múltiples entre dos estaciones una vez que se produce la primera colisión?

Q-4.5 ¿Ordene las siguientes técnicas en base al tiempo perdido una vez producida una colisión: Aloha, Aloha Ranurado, CSMA, CSMA/CD y paso de testigo?

Q-4.6 Explique los tres protocolos persistentes que pueden ser utilizados en CSMA.

Q-4.7 Explique el proceso de espera exponencial binaria.

Q-4.8 ¿En una red CSMA/CD siempre se detectan las colisiones? Justifique la respuesta

Q-4.9 En condiciones de alta carga, ¿en qué se diferencia el comportamiento de una red CSMA/CD y una red paso de testigo?

Q-4.10 ¿Qué es un dominio de colisión? Explique cómo afecta a un dominio de colisión la inclusión de un repetidor o de un switch.

Q-4.11 ¿Qué es un dominio de difusión? Explique cómo afecta a un dominio de colisión la inclusión de un repetidor o de un switch.

Q-4.12 Enumera tres categorías de protocolos de acceso múltiple.

Q-4.13 Define acceso aleatorio y enumera tres protocolos de esta categoría.

Q-4.14 Define acceso controlado y enumera tres protocolos de esta categoría.

Q-4.15 Explica por qué el concepto de *colisión* aparece en los protocolos de acceso aleatorio pero no en el resto de protocolos que hemos visto.

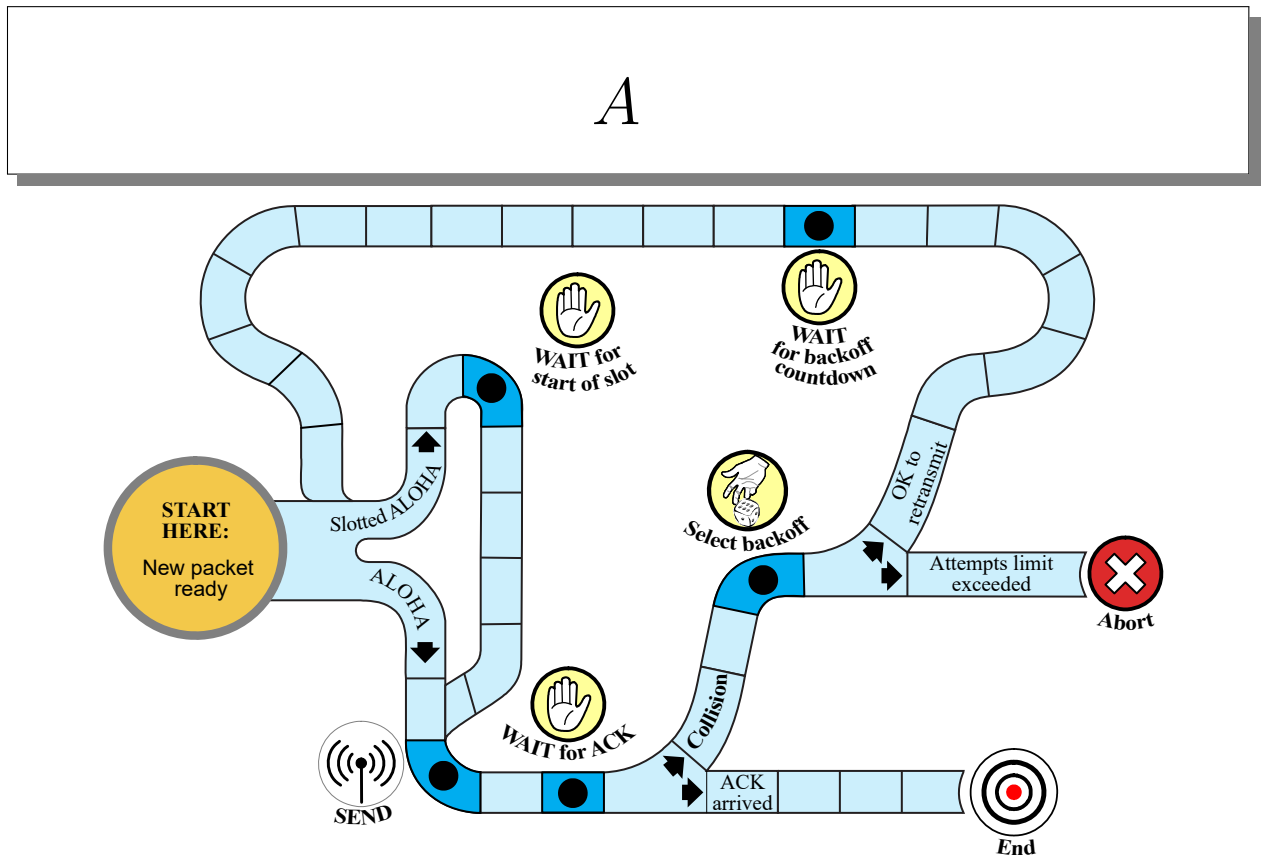
Q-4.16 Compara y contrasta un protocolo de acceso aleatorio con un protocolo de acceso controlado.

Q-4.17 ¿Cuál es la diferencia entre una dirección unicast, multicast y broadcast?

Q-4.18 ¿Cuáles son las ventajas de dividir una LAN Ethernet mediante un bridge?

Q-4.19 ¿Cuál es la relación entre bridge y switch?

Q-4.20 ¿Por qué no se necesita CSMA/CD en Ethernet LAN full-duplex?



- ☐ Aloha
- ☐ Aloha ranurado
- ☐ Probabilidad de éxito: P_0
- ☐ Rendimiento
- ☐ Carga ofrecida
- ☐ Carga cursada
- ☐ Estabilidad
- ☐ Retransmisiones
- ☐ Retroceso exponencial binario

Ref: 4-A-01

Problema:
4.1

Un grupo de usuarios utilizan el protocolo Aloha puro. Todas las PDUs que se envían son de 64 bytes y la tasa del canal es de 10 Mbps. Cada usuario genera en media 15 nuevas PDUs cada segundo (según un proceso de Poisson).

- ¿Cuántos usuarios soporta el sistema?
- ¿Cuántos usuarios soporta si la longitud de las PDUs es de 1500 bytes?
- ¿Qué pasa en este sistema si hay 10 usuarios, el tamaño de la PDU es de 1500 bytes y la tasa media de nuevas llegadas es de 50 PDU/s?

**Resolución:**

- a) Para cualquier sistema estable y en régimen permanente, en media, todo lo que entra debe salir, por lo tanto, Si N es el número de usuarios del sistema, λ la tasa de NUEVAS llegadas, L la longitud de trama y R la tasa de transmisión de bits al medio, entonces, se tiene que cumplir:

$$S = \frac{N\lambda L}{R} \quad (4.1)$$

A partir de esta relación genérica, para todos los sistemas estables y en régimen permanente tenemos que caracterizar según cómo funciona internamente el sistema Aloha (qué hace con las tramas que sufren colisión). El tráfico cursado (S) está relacionado con el tráfico ofrecido (G) según la siguiente expresión:

$$S = Ge^{-2G}$$

El tráfico ofrecido dependerá no sólo de la tasa de nuevas llegadas (λ), sino que también de aquellas tramas que han sufrido colisión. Llamamos λ^* a la tasa de tramas nuevas + las retransmitidas λ :

$$G = \frac{\lambda^* L}{R}$$

El máximo throughput que se consigue con Aloha puro es de 18,4% cuando $G = 0,5$. A partir de valores de G mayores de 0,5 obtenemos prestaciones peores (baja el throughput!). Este límite nos indica la zona de estabilidad para el sistema Aloha puro, es decir:

$$\frac{N_{max}\lambda L}{R} \leq S \quad (4.2)$$

Por lo tanto:

$$\frac{N_{max} \cdot 15 \cdot 64 \cdot 8}{10^7} \leq 0,184 \rightarrow N_{max} \approx 239$$

Si hubiesen más de 239 usuarios que intentan acceder al canal (con las características indicadas) según el protocolo Aloha, el sistema se volvería inestable ya que no podría satisfacer a todas las peticiones que le llegan.

b) En este escenario, a partir de la expresión (4.2):

$$\frac{N_{max} \cdot 15 \cdot 1500 \cdot 8}{10^7} \leq 0,184 \rightarrow N_{max} \approx 10$$

c) En este escenario, con las condiciones anteriores, pero aumentado la tasa de llegada de PDUs y utilizando la expresión (4.1):

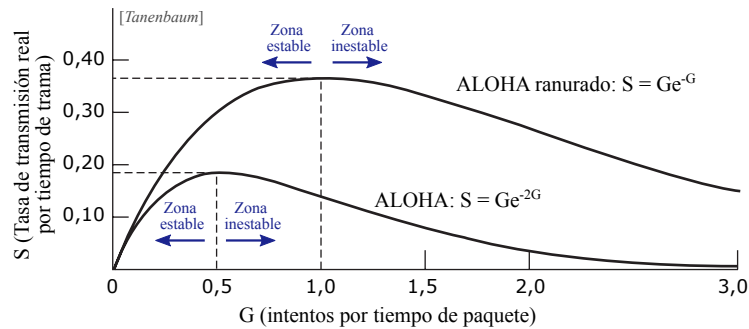
$$S = \frac{10 \cdot 50 \cdot 1500 \cdot 8}{10^7} = 0,6$$

que es superior a lo que el sistema Aloha puede ofrecer. Es imposible que Aloha alcance el 60% de throughput, así que:

¿Cómo es posible que salga este valor?

Hemos de recordar que utilizamos la expresion (4.1), suponiendo que nuestro sistema es estable. El hecho de haber obtenido “*imposible*” es que no se cumplen las hipótesis iniciales, es decir, con dichos valores (nº de usuarios, tamaño de tramas, tasa de transmisión, tasa de nuevas llegadas) el sistema no es estable.

Las condiciones de estabilidad:



Ref: 4-A-02

Problema:
4.2

Dos sistemas de comunicación, A y B, utilizan los mecanismos ALOHA puro y ALOHA ranurado, respectivamente. Sabiendo que en un instante determinado de su funcionamiento el parámetro G tiene un valor de 0,75 [PDU's por intervalo de transmisión], ¿cuál será el estado del sistema? Justificar la respuesta.

**Resolución:**

Sea G la carga del sistema y S el rendimiento, entonces:

Aloha:

$$S = Ge^{-2G} = 0,75 \cdot e^{-2 \cdot 0,75} = 0,1673$$

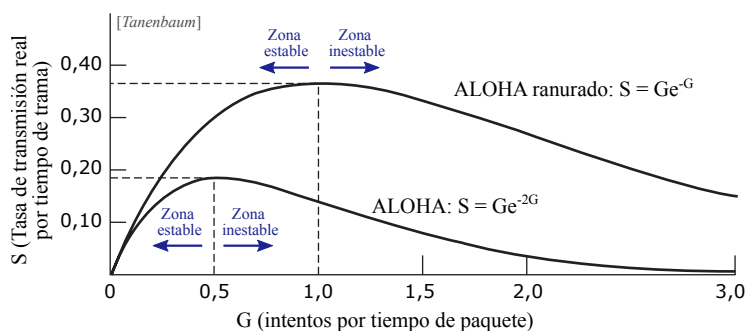
Como $G > 0,5 \rightarrow$ Sistema inestable. Se puede comprobar como el throughput es inferior al máximo a pesar de que se ofrezca una tasa de entrada mayor.

Aloha-R:

$$S = Ge^{-G} = 0,75 \cdot e^{-0,75} = 0,3543$$

Como $G < 1 \rightarrow$ Sistema estable

Las condiciones de estabilidad:

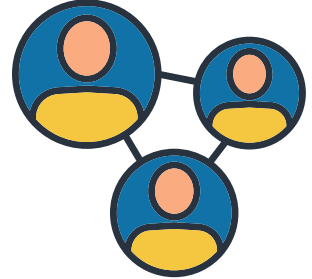


Ref: 4-A-03

Problema:
4.3

Para los dos mecanismos de Aloha (puro y ranurado):

- Encontrar el punto de trabajo y la carga de tráfico ofrecida, G , considerando una tasa de transmisión del canal de 10 kbps, una longitud de PDU fija a 2000 bits y una tasa de llegada de las PDU al sistema que sigue la distribución de Poisson con media 10 PDU/s (nuevas más retransmisiones).
- ¿Se puede calcular el retardo de transmisión en estas condiciones? Considerar un tiempo de backoff medio de $100 \mu s$.
- Calcular el retardo de transmisión medio de una PDU en el caso de S_{max} .

**Resolución:**

- Sea λ la tasa de llegadas, L tamaño de tramas y R tasa de transmisión del medio, entonces, la carga ofrecida:

$$G = \frac{\lambda L}{R} = \frac{10 \text{ PDU/s} \cdot 2 \text{ kbit/PDU}}{10 \text{ kbps}} = 2$$

El punto de trabajo está en la zona inestable para ambos sistemas ($G > 0,5$ para Aloha puro; $G > 1$ para Aloha ranurado). En relación al throughput:

Aloha:**Aloha-R:**

$$S = Ge^{-2G} = 2e^{-2 \cdot 2} = 0,0366$$

$$S = Ge^{-G} = 2e^{-2} = 0,2707$$

- Ambos sistemas están trabajando en la zona inestable, por lo tanto no podemos calcular el retardo.
- Si P_0 es la probabilidad de éxito, entonces, el valor medio esperado de retransmisiones:

$$\mu = \frac{1}{P_0}$$

Si B es el tiempo de backoff, entonces, el tiempo medio de transmisión de una PDU:

$$T = (\mu - 1) \left(\frac{L}{R} + B \right) + \frac{L}{R} \quad (4.3)$$

Entonces, considerando S_{max} y a partir de la expresión (4.3):

Aloha: $G = 1/2$ y $P_0 = e^{-2G}$:**Aloha-R:** $G = 1$ y $P_0 = e^{-G}$:

$$T = (e - 1) \left(\frac{2000}{10^4} + 10^{-4} \right) + \frac{2000}{10^4} = 543,83 \text{ ms}$$

$$T = (e - 1) \left(\frac{2000}{10^4} + 10^{-4} \right) + \frac{2000}{10^4} = 543,83 \text{ ms}$$

Ref: 4-A-05

Problema:
4.4

Una gran población de usuarios generan 50 peticiones/s, incluido tanto originales como retransmisiones. El tiempo de ranura es 40 ms. Realiza una comparación entre los protocolos Aloha y Aloha-R, respondiendo a las siguientes cuestiones:



- ¿Cuál es la probabilidad de éxito en el primer intento?
- ¿Cuál es la probabilidad de exactamente k colisiones y entonces éxito?
- ¿Cuál es el valor esperado de intentos de transmisión necesarios?
- Desde el punto de vista del retardo en Aloha y Aloha-R. ¿Cuál de los retardos es menor? Razona la respuesta.

Resolución:

- Sea λ la tasa de peticiones y t el tiempo de trama, entonces, la carga ofrecida al sistema:

$$G = \lambda t = 50 \text{ peticiones/s} \cdot 40 \cdot 10^{-3} \text{ s} = 2$$

por tanto, a partir de la distribución de Poisson, la probabilidad de que no se produzcan tramas en la ranura (éxito):

$$P[k=0] = \frac{G^k e^{-G}}{k!} = e^{-G}$$

La probabilidad de éxito es la probabilidad de que no se produzca tráfico, $k=0$, en el periodo vulnerable:

Aloha: El periodo vulnerable es $2t$:

Aloha-R: El periodo vulnerable es t :

$$P_0 = P[k=0] \cdot P[k=0] = e^{-2G} = e^{-4} = 0,018$$

$$P_0 = P[k=0] = e^{-G} = e^{-2} = 0,135$$

- La probabilidad de exactamente k colisiones y entonces éxito:

$$P[k] = (1 - P_0)^k P_0$$

Aloha:

$$P[k] = (1 - P_0)^k P_0 = (1 - e^{-2G})^k e^{-2G}$$

Y para diferentes valores de k :

k	$P[k]$
1	1,8 %
2	1,7 %
5	1,6 %
10	1,5 %

Aloha-R:

$$P[k] = (1 - P_0)^k P_0 = (1 - e^{-G})^k e^{-G}$$

Y para diferentes valores de k :

k	$P[k]$
1	11,7 %
2	10,1 %
5	6,5 %
10	3,1 %

c) Dada una probabilidad de éxito (P_0), el número de retransmisiones esperado:

$$\mu = \frac{1}{P_0}$$

Alternativamente:

$$E[\text{Intentos de transmisión}] = \frac{\text{Media intentos de transmisión}}{\text{Media transmisión con éxito}} = \frac{G}{S} = \frac{G}{P_0 G} = \frac{1}{P_0}$$

Aloha:

$$\mu = \frac{1}{P_0} = \frac{1}{e^{-2G}} = e^{2G} = e^4 \approx 55$$

Aloha-R:

$$\mu = \frac{1}{P_0} = \frac{1}{e^{-G}} = e^G = e^2 \approx 7$$

d) En relación al retardo:

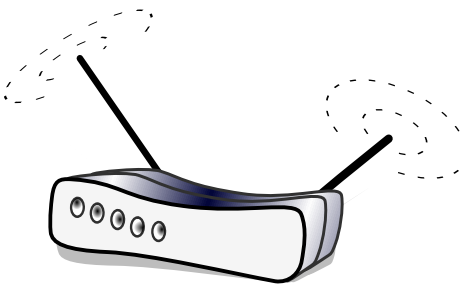
- El Aloha, la transmisión puede comenzar de forma instantánea. En condiciones de baja carga, no se esperan colisiones, y por tanto, es probable que la transmisión sea exitosa.
- En Aloha-R, tiene que esperar al siguiente slot, por lo tanto, tiene que esperar, como mínimo, medio slot de retardo, incluso en condiciones de carga baja.

Ref: 4-A-06

Problema:
4.5

Un grupo de usuarios utilizan los mecanismos de acceso al medio aleatorios Aloha y Aloha-R. Todas las PDUs que se envían son de 100 bytes y la tasa de transmisión del canal es 1 Mbps. Sabemos que cada usuario genera una media de 15 PDU nuevas por segundo. Realiza una comparación entre ambos protocolos, respondiendo a las siguientes cuestiones:

- ¿Cuántos usuarios puede soportar este sistema si queremos que funcione correctamente?
- Suponiendo que el número de usuarios sea 20, ¿cuál es la probabilidad que un cualquier usuario transmita con éxito al primero intento de transmisión?
- ¿Qué pasa si el sistema tiene 20 usuarios y cada uno genera 25 PDU/s nuevas?

**Resolución:**

- Sea N la cantidad de usuarios, λ es la tasa de generación de nuevas PDUs, L la longitud de tramas, R es la tasa de bits del medio y S el throughput del medio. Si suponemos un sistema estable y en régimen permanente, entonces, podemos establecer la siguiente hipótesis:

$$S = \frac{N\lambda L}{R} \quad (4.4)$$

Como conocemos el throughput máximo, $S_{\text{máx}}$, de cada protocolo:

Aloha: $S_{\text{máx}} = 1/2e \rightarrow 18,4\%$

Aloha-R: $S_{\text{máx}} = 1/e \rightarrow 36,8\%$

$$N \leq S_{\text{máx}} \frac{R}{\lambda L} = \frac{1}{2e} \cdot \frac{10^6}{15 \cdot 100 \cdot 8} \approx 15$$

$$N \leq S_{\text{máx}} \frac{R}{\lambda L} = \frac{1}{e} \cdot \frac{10^6}{15 \cdot 100 \cdot 8} \approx 30$$

- El tiempo de transmisión de trama:

$$t = \frac{L}{R} = \frac{100 \cdot 8 \text{ bit}}{1 \text{ Mbps}} = 0,8 \text{ ms}$$

La carga ofrecida al sistema:

$$G = \lambda t = 20 \cdot 15 \cdot 0,8 \cdot 10^{-3} = 0,24$$

La probabilidad de éxito es $P_0 = P[0 \text{ llegadas en el periodo vulnerable}]$, entonces, para cada estrategia:

Aloha:

$$P_0 = e^{-2G} = e^{-2 \cdot 0,24} = 0,62$$

Aloha-R:

$$P_0 = e^{-G} = e^{-0,24} = 0,79$$

Obtenemos una probabilidad de éxito alta, en ambos protocolos, porque hay 20 usuarios que generan, cada uno, 15 PDU nuevas por segundo, a lo que se suman las retransmitidas. Si la intensidad de tráfico total:

$$\lambda_{tot} = \frac{G}{t} = \frac{0,24}{8 \cdot 10^{-3}} = 30 \text{ PDU/s} \rightarrow 1 \text{ PDU cada } 33 \text{ ms}$$

Recordando que el tiempo de transmisión de una PDU es de 0,8 ms, se deduce que en el medio hay muy poca actividad, con lo que la probabilidad de colisión es baja, en ambas estrategias!

- c) Suponiendo sistema estable y en régimen permanente, a partir de los nuevos datos, podemos evaluar el throughput mediante la hipótesis (4.4):

$$S = \frac{20 \cdot 25 \cdot 100 \cdot 8}{10^6} = 0,4$$

siendo un valor imposible de alcanzar, tanto en Aloha como Aloha-R, con lo que deducimos que las hipótesis de sistema estable eran equivocadas $\rightarrow$ el sistema se vuelve inestable con estos valores (demasiados usuarios que generan demasiado tráfico de entrada al sistema).

Ref: 4-A-07

Problema:
4.6

Considerar un sistema de acceso al medio aleatorio con tasa de transmisión del canal de 75 Mbps, longitud de las PDU que se transmiten en el canal de 800 bytes y tasa de generación de nuevos datos a cada usuario de nivel de enlace de 600 PDU/s. Teniendo en cuenta que un usuario sólo puede enviar una PDU cada vez que tiene acceso al canal, calcular el número máximo de usuarios que puede soportar el sistema, tanto en Aloha como Aloha-R.

**Resolución:**

Sea N la cantidad de usuarios, λ es la tasa de generación de nuevas PDUs, L la longitud de tramas, R es la tasa de bits del medio y S el throughput del medio. Si suponemos un sistema estable y en régimen permanente, entonces, podemos establecer la siguiente hipótesis:

$$S = \frac{N\lambda L}{R} \quad (4.5)$$

Como conocemos el throughput máximo, $S_{\text{máx}}$, de cada protocolo:

Aloha: $S_{\text{máx}} = 1/2e$:

$$N \leq S_{\text{máx}} \frac{R}{\lambda L} = \frac{1}{2e} \cdot \frac{75 \cdot 10^6}{600 \cdot 800 \cdot 8} \approx 3$$

Aloha-R: $S_{\text{máx}} = 1/e$:

$$N \leq S_{\text{máx}} \frac{R}{\lambda L} = \frac{1}{e} \cdot \frac{75 \cdot 10^6}{600 \cdot 800 \cdot 8} \approx 7$$

Ref: 4-A-08

Problema:
4.7

Un grupo de N estaciones comparten un canal de acceso aleatorio a 56 kbps. Cada estación transmite una trama de 1000 bits cada 100 s, aún si la anterior no ha sido enviada (por ejemplo, las estaciones disponen de buffers). ¿Cuál es el valor máximo de N en caso de utilizar las siguientes estrategias?

- Aloha
- Aloha ranurado

**Resolución:**

Sea λ es la tasa de generación de nuevas PDUs, L la longitud de tramas, R es la tasa de bits del medio y S el throughput del medio. Para cualquier método de acceso al medio aleatorio, si suponemos el sistema estable y en régimen permanente, entonces, podemos establecer la siguiente hipótesis:

$$S = \frac{N\lambda L}{R} \quad (4.6)$$

por lo tanto, se debe cumplir que:

$$N \leq \frac{S_{max} R}{\lambda L} \quad (4.7)$$

- Sabiendo el throughput máximo en Aloha puro, $S_{max} = \frac{1}{2e}$, entonces, a partir de la hipótesis definida en (4.7):

$$N \leq \frac{\frac{1}{2e} \cdot 56 \cdot 10^3}{\frac{1}{100} \cdot 1000} \approx 1030 \text{ estaciones}$$

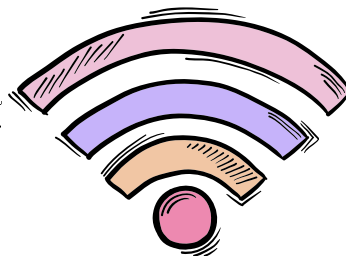
- De la misma forma que el apartado anterior, con $S_{max} = \frac{1}{e}$ y a partir de (4.7):

$$N \leq \frac{\frac{1}{e} \cdot 56 \cdot 10^3}{\frac{1}{100} \cdot 1000} \approx 2060 \text{ estaciones}$$

Ref: 4-A-11

Problema:
4.8

Se dispone de una red con 100 estaciones que necesitan $1\mu s$ para transmitir una trama. Calcula la tasa de tramas que cada estación puede enviar para conseguir una eficiencia máxima, tanto en Aloha como Aloha-R.

**Resolución:**

Sea N el nº de estaciones en el medio, λ la tasa de generación de nuevas PDUs, t el tiempo de transmisión de trama y S el throughput del medio. Si suponemos un sistema estable y en régimen permanente, entonces, podemos establecer la siguiente hipótesis:

$$S = N\lambda t \quad (4.8)$$

por lo tanto:

$$\lambda \leq \frac{S_{max}}{Nt} \quad (4.9)$$

Como conocemos el throughput máximo, $S_{m\acute{a}x}$, de cada protocolo por lo tanto, a partir de la expresión (4.9):

Aloha: $S_{m\acute{a}x} = 1/2e \rightarrow 18,4\%$:

Aloha-R: $S_{m\acute{a}x} = 1/e \rightarrow 36,8\%$:

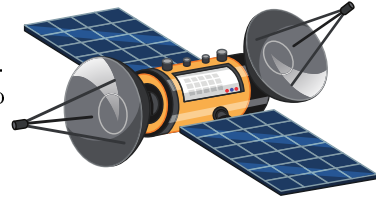
$$\lambda \leq \frac{1/2e}{100 \cdot 10^{-6}} \approx 1839 \text{ tramas/s}$$

$$\lambda \leq \frac{1/e}{100 \cdot 10^{-6}} \approx 3678 \text{ tramas/s}$$

Ref: 4-A-12

Problema:
4.9

Supongamos un canal satélite a 56 kbps que con tramas de 1000 bits de longitud. ¿Cuál será la productividad máxima del canal, expresado en tramas/s, utilizando Aloha y Aloha-R?

**Resolución:**

Sea λ la tasa de generación de nuevas PDUs, R la tasa de transmisión en bits, L el tamaño de trama y S el throughput del medio. Si suponemos un sistema estable y en régimen permanente, entonces, podemos establecer la siguiente hipótesis:

$$S = \frac{\lambda L}{R} \quad (4.10)$$

por lo tanto:

$$\lambda \leq \frac{S_{max} R}{L} \quad (4.11)$$

Como conocemos el throughput máximo, $S_{m\acute{a}x}$, de cada protocolo por lo tanto, a partir de la expresión (4.11):

Aloha: $S_{m\acute{a}x} = 1/2e \rightarrow 18,4\%$:

Aloha-R: $S_{m\acute{a}x} = 1/e \rightarrow 36,8\%$:

$$\lambda \leq \frac{1/2e \cdot 56 \cdot 10^3}{1000} = 10,3 \text{ tramas/s}$$

$$\lambda \leq \frac{1/e \cdot 56 \cdot 10^3}{1000} = 20,6 \text{ tramas/s}$$

Ref: 4-A-13

Problema:
4.10

Diez mil terminales de reserva de billetes de una aerolínea compiten por un sólo canal Aloha ranurado. Cada terminal realiza, en promedio, 18 solicitudes/hora. Una ranura dura $125\mu s$ y suponemos que cada petición puede transmitirse completamente en una ranura.

- ¿Cuál es la carga total aproximada del canal?
- ¿Hasta cuántas peticiones podría admitir cada terminal en este sistema?

**Resolución:**

- La tasa de solicitudes global de toda la red:

$$\lambda = \frac{10000 \cdot 18 \text{ solicitudes}}{3600 \text{ s}} = 50 \text{ solicitudes/s}$$

Si consideramos que el tiempo de transmisión de solicitud es una ranura temporal, $t = 125\mu s$, por lo tanto, la carga total ofrecida por lo terminales:

$$G = \lambda t = 50 \text{ solicitudes/s} \cdot 125 \mu s/\text{slot} = 625 \cdot 10^{-5}$$

- Corresponde al punto óptimo, por tanto, si P_0 es la probabilidad de éxito, entonces:

$$\lambda_{\text{máx}} = \lambda P_0 = (18 \text{ solicitudes/h}) \cdot \frac{1}{e} = 6,62 \text{ solicitudes/h}$$

Ref: 4-A-15

Problema:
4.11

Mediciones de tráfico realizadas en un canal Aloha ranurado con una cantidad infinita de usuarios muestra que el 10 % de las ranuras están inactivas.

- ¿Cuál es la carga ofrecida al sistema?
- ¿Cuál es el tráfico cursado?
- A la vista de los resultados, ¿el canal es estable o inestable?


Resolución:

- Las mediciones nos indican un 10 % de ranuras libres, por tanto, la probabilidad de que no se inicie otro tráfico durante todo el periodo vulnerable:

$$P_0 = e^{-G} = 0,1$$

por lo tanto, la carga ofrecida:

$$G = -\ln 0,1 = 2,3$$

- El tráfico cursado:

$$S = Ge^{-G} = 0,23$$

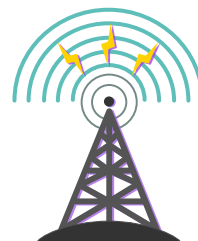
- En Aloha ranurado, siempre que $G > 1$, el canal está *inestable*.

Ref: 4-A-16

Problema:
4.12

Un sistema Aloha ranurado está formado por un número elevado de estaciones que generan 30 tramas/s entre todas, contando originales y retransmisiones. El tiempo de ranura es 40 ms.

- ¿Cuál es la carga ofrecida del canal?
- ¿Cuál es la probabilidad de transmitir una trama sin colisión?
- ¿Cuál es la media de retransmisiones?

**Resolución:**

- En cada ranura se transmite una trama, por lo tanto, si t es el tiempo de transmisión de trama (ranura) y λ es la tasa de tramas ofrecida, entonces, la carga ofrecida:

$$G = \lambda t = 30 \text{ tramas/s} \cdot 40 \text{ ms} = 1,2$$

- La probabilidad de éxito:

$$P_0 = e^{-G} = \frac{1}{e^{1,2}} = 0,3$$

- La media de retransmisiones:

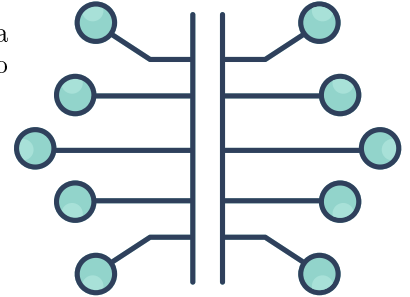
$$\mu = \frac{1}{P_0} = \frac{1}{0,3} = 3,33$$

Ref: 4-A-23

Problema:
4.13

Sea un sistema Aloha de acceso al medio compartido con ancho de banda de 10Mbps, formado por 50 estaciones que transmiten 10 tramas/s, siendo la longitud de las tramas de 1000 bits.

- Carga ofrecida
- Carga cursada
- Throughput total del sistema, expresado en tramas/s
- Razona acerca de la estabilidad del sistema
- Calcula el n° de estaciones que optimizan la red

**Resolución:**

- Sea N el número de estaciones, λ la tasa de generación de nuevas PDUs, L la longitud de tramas y R la tasa de bits del medio. La carga ofrecida:

$$G = \frac{N\lambda L}{R} = \frac{50 \cdot 10 \cdot 1000}{10^7} = 0,05$$

- La carga cursada:

$$S = Ge^{-2G} = 0,045$$

- La productividad total del sistema, expresada en *tramas/s*:

$$\lambda^* = N\lambda S = 50 \cdot 10 \cdot 0,045 \approx 22,62 \text{ tramas/s}$$

- Se tiene que para $G < 0,5$, por lo tanto, el sistema está en régimen *estable*.
- Si suponemos un sistema estable y en régimen permanente, entonces, podemos establecer la siguiente hipótesis:

$$S = \frac{N\lambda L}{R} \tag{4.12}$$

por lo tanto, sabiendo que el throughput máximo en Aloha es $1/2e$, entonces:

$$N \leq S_{\text{máx}} \frac{R}{\lambda L} = \frac{1}{2e} \cdot \frac{10^7}{10 \cdot 1000} \approx 183 \text{ estaciones}$$

Ref: 4-A-27

Problema:
4.14

Supongamos una red Aloha ranurado operando a máximo de rendimiento.

- a) ¿Cuál es la probabilidad que un slot esté vacío?
- b) ¿Cuántos slots, n , en media, deben de pasar antes de conseguir uno vacío?

Resolución:

Una red Aloha ranurado operando a máximo rendimiento sabemos que $G = 1$, entonces:

- a) La probabilidad de un slot vacío se calcula a partir de la distribución de Poisson con $k = 0$:

$$P[\text{slot vacío}] = P[0] = \frac{G^0 e^{-G}}{0!} = 0,3679$$

- b) Para calcular la media de slots vacíos antes que se produzca un slot no vacío podemos utilizar la distribución Geométrica, que nos dice que si una probabilidad de un evento es p , entonces, el número de experimentos que necesitamos realizar antes de que se produzca el evento, es $1/p$, entonces:

$$\mu = \frac{1}{P[\text{slot vacío}]} = 2,72$$

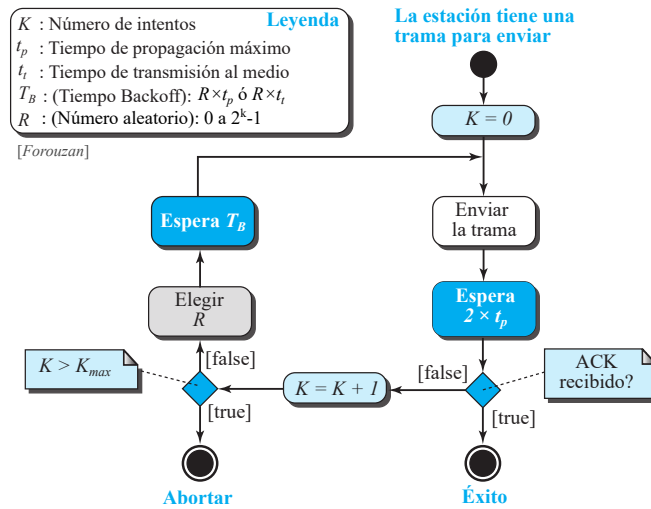
por lo que habría que esperar una media de 2,72 slots antes de que se produzca un slot vacío.

Ref: 4-A-32

Problema:
4.15

Dado el procedimiento Aloha, representado en la figura adjunta y en relación al uso de K , encuentra la probabilidad de que una estación pueda enviar inmediatamente, en cada uno de los siguientes escenarios:

- Después de un fallo.
- Después de tres fallos.

**Resolución:**

El valor de K decrementa la probabilidad que una estación pueda enviar inmediatamente cuando el número de fallos se incrementa, lo que produce que la probabilidad de colisión se decremente. A partir del fallo K , se genera $R \in [0, 2^K - 1]$, por lo tanto:

- Después de un fallo ($K = 1$):

$$R \in [0, 2^1 - 1] = [0, 1]$$

Por lo tanto, la probabilidad de que la estación tome $R = 0$ (enviar inmediatamente) es $1/2$ ó 50 %.

- Después de tres fallos ($K = 3$):

$$R \in [0, 2^3 - 1] = [0, \dots, 7]$$

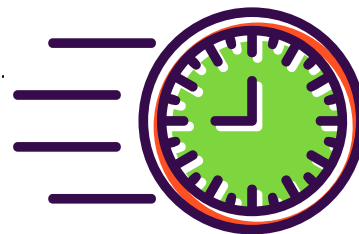
Por lo tanto, la probabilidad de que la estación tome $R = 0$ (enviar inmediatamente) es $1/8$ ó 12,5 %.

Ref: 4-A-33

Problema:
4.16

Sean estaciones wireless en protocolo Aloha separadas una distancia de 600 km. Supongamos una velocidad de propagación en el medio de 3×10^8 m/s. Calcula:

- Tiempo de propagación.
- Intervalo de contención para $K = 2$.

**Resolución:**

- Si D es la longitud del medio y V la velocidad de propagación de la señal, entonces, el tiempo de propagación:

$$t_p = \frac{D}{V} = \frac{600 \text{ km}}{3 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 2 \text{ ms}$$

- El valor de K decrementa la probabilidad de que una estación pueda enviar inmediatamente cuando el número de fallos se incrementa, lo que produce que la probabilidad de colisión se decremente. A partir del fallo K , se genera:

$$R \in [0, 2^K - 1]$$

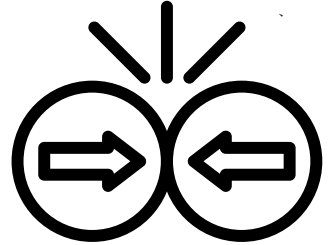
Para $K = 2$, se selecciona un número aleatorio R del conjunto $\{0, 1, 2, 3\}$. Si cada ranura corresponde al t_p , entonces, el intervalo de contención T_B puede ser 0, 2, 4 ó 6 ms, dependiendo del valor aleatorio R .

Ref: 4-A-34

Problema:
4.17

Una serie de estaciones envían tramas de tamaño 1000 bits a una tasa de 1 Mbps, ¿cuál es el periodo vulnerable en los siguientes casos?

- a) Aloha.
- b) Aloha ranurado.



Sol: a) 2 ms b) 1 ms

Ref: 4-A-35

Problema:
4.18

Una red Aloha transmite tramas de 200 bits en un canal compartido de 200 kbps. ¿Cuál es la condición para transmitir tramas libres de colisión?

**Resolución:**

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

$$t = \frac{L}{R} = \frac{200 \text{ bits}}{200 \text{ kbps}} = 1 \text{ ms}$$

El periodo vulnerable es dos veces el tiempo de transmisión de trama, por lo tanto, $2 \times 1 \text{ ms} = 2 \text{ ms}$, es decir, ninguna estación debe transmitir más tarde de 1 ms antes que la estación inicie una transmisión, y ninguna estación debe de iniciar la transmisión durante el tiempo que la estación está enviando (1 ms).

Ref: 4-A-60

Problema:
4.19

¿Cuál es la diferencia entre Aloha y Aloha ranurado en relación a tiempos de acceso al medio y tasa de entrega en escenarios con un sólo emisor y con más emisores?

Resolución:

Aloha permite acceder al medio en cualquier instante (otra cuestión es si el paquete consigue sobrevivir). En Aloha ranurado, la estación tiene que esperar al principio del siguiente slot. El tiempo medio de espera para transmitir es de $1/2$ tiempo de trama. Si el canal está libre, este tiempo es innecesario. Por lo tanto, si normalmente sólo hay un usuario enviando, Aloha es más apropiado que Aloha ranurado.

En relación a la tasa de envío, en Aloha ranurado es el doble que en la versión pura, debido a que la fase de contención, en la que el paquete puede sufrir colisión, se reduce a la mitad.

Ref: 4-A-70

Problema:
4.20

Varias estaciones comparten un canal con ancho de banda de 30 kbps. Se realizan una serie de peticiones de envío ordenadas en el tiempo, según el siguiente listado. Por simplificación, solicitudes de envío sin éxito no se mantienen en buffer.

Id	Instante	Longitud
I	10 ms	180 bits
II	20 ms	300 bits
III	40 ms	100 bits
IV	44 ms	70 bits
V	95 ms	360 bits
VI	111 ms	80 bits
VII	120 ms	200 bits

Indica qué tramas se transmiten correctamente, suponiendo las siguientes estrategias:

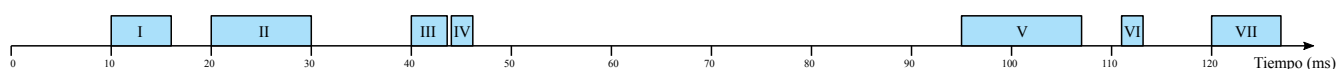
- Aloha puro
- Aloha ranurado y slots de tiempo de 20 ms

Resolución:

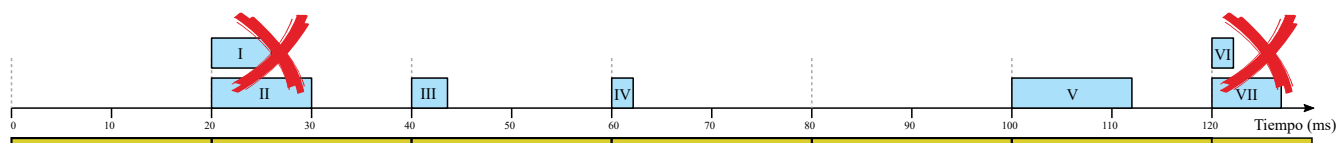
Para cada de las peticiones, el tiempo de transmisión viene dado por el tamaño de la trama y el ancho de banda del canal de 30 kbps:

Id	Instante	Longitud	t
I	10 ms	180 bits	6 ms
II	20 ms	300 bits	10 ms
III	40 ms	100 bits	3,3 ms
IV	44 ms	70 bits	2,3 ms
V	95 ms	360 bits	12 ms
VI	111 ms	80 bits	2,6 ms
VII	120 ms	200 bits	6,6 ms

- En el caso de Aloha, las tramas se envían en cuanto se produce la petición, dando como resultado que todas se envían correctamente:



- En el caso de Aloha ranurado, las tramas se envían al principio de cada slot de tiempo, dando como resultado, que sólo las tramas III, IV y V, se envían correctamente:

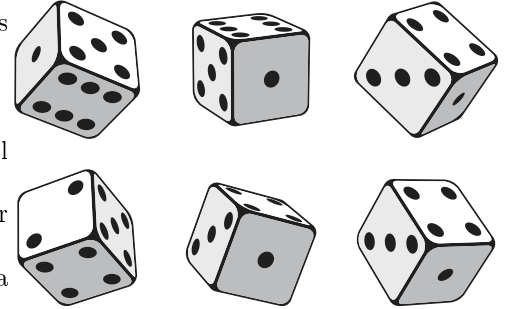


Ref: 4-A-76

Problema:
4.21

Dada una red Aloha ranurado con sólo tres estaciones activas: A, B y C. Cada estación genera una trama en un slot con las siguientes probabilidades $P_A = 0,2$; $P_B = 0,3$ y $P_C = 0,4$. Calcular:

- Rendimiento de cada estación.
- Rendimiento de la red.
- Probabilidad que cada estación pueda enviar una trama en el primer slot.
- Probabilidad que la estación A pueda enviar una trama al primer intento en el segundo slot.
- Probabilidad que la estación C puedan enviar con éxito una trama al primer intento en el tercer slot.

**Resolución:**

- El rendimiento de cada estación es la probabilidad de que la estación tenga trama para enviar y las otras estaciones no tengan trama para enviar:

$$S_A = P_A(1 - P_B)(1 - P_C) = 0,2 \cdot 0,7 \cdot 0,6 = 0,084$$

$$S_B = P_B(1 - P_A)(1 - P_C) = 0,3 \cdot 0,8 \cdot 0,6 = 0,144$$

$$S_C = P_C(1 - P_A)(1 - P_B) = 0,4 \cdot 0,8 \cdot 0,7 = 0,224$$

- El rendimiento de la red es la suma de los rendimientos de cada estación:

$$S = S_A + S_B + S_C \approx 0,452$$

- Definimos la probabilidad de éxito para cada estación en cualquier slot (P_{SA} , P_{SB} y P_{SC}). Una estación tiene éxito en enviar una trama en cualquier slot si tiene trama para enviar y las otras estaciones no tienen tramas:

$$P_{SA} = P_A(1 - P_B)(1 - P_C) = 0,2 \cdot 0,7 \cdot 0,6 = 0,084$$

$$P_{SB} = P_B(1 - P_A)(1 - P_C) = 0,3 \cdot 0,8 \cdot 0,6 = 0,144$$

$$P_{SC} = P_C(1 - P_A)(1 - P_B) = 0,4 \cdot 0,8 \cdot 0,7 = 0,224$$

Y ahora calculamos la probabilidad de fallo para cada estación en cualquier slot (P_{FA} , P_{FB} y P_{FC}):

$$P_{FA} = (1 - P_{SA}) = 1 - 0,084 = 0,916$$

$$P_{FB} = (1 - P_{SB}) = 1 - 0,144 = 0,856$$

$$P_{FC} = (1 - P_{SC}) = 1 - 0,224 = 0,776$$

Finalmente, la probabilidad de éxito de envío de cualquier estación en el primer slot es la suma de las probabilidades de éxito, en cualquier slot:

$$P[\text{Éxito en primer slot}] = P_{SA} + P_{SB} + P_{SC} = 0,084 + 0,144 + 0,224 \approx 0,452$$

- d) Enviar con éxito en el primer intento del segundo slot es igual a fallar en el primero y tener éxito en el segundo, por tanto, la probabilidad de éxito en el primer intento del segundo slot es igual al producto de fallo y éxito en el segundo:

$$P[\text{Éxito en segundo slot para A}] = P_{FA} \cdot P_{SA} = 0,916 \cdot 0,084 \approx 0,077$$

- e) Transmitir al primer intento en el tercer slot es igual a dos fallos consecutivos y éxito en el tercero:

$$P[\text{Éxito en tercer slot para C}] = P_{FC} \cdot P_{FC} \cdot P_{SC} = 0,776^2 \cdot 0,224 \approx 0,135$$

Ref: 4-A-77

Problema:
4.22

Supongamos una conferencia formada por 10 espectadores. Cada espectador produce una tasa de llegadas de 0,1 fonemas (elementos básicos que constituyen el lenguaje oral) por unidad de tiempo. El orador (enfrente de la audiencia) es capaz de hablar a una tasa de 2 fonemas por unidad de tiempo. Cada vez que el orador se encuentra con 3 ó más fonemas (procedentes del auditorio), esa unidad de tiempo se pierde y tiene que volver a repetirlo. ¿Cuál es la tasa máxima de fonemas que se puede conseguir en este escenario?

**Resolución:**

La tasa de llegadas de fonemas, por persona, es 0,1. Por lo tanto, para diez personas, será $10 \times 0,1$.

El orador puede asumir 0, 1 ó 2 llegadas de fonemas desde la audiencia, sin interrupción. Estos sucesos, que siguen una distribución de Poisson, ocurrirán con la siguiente probabilidad:

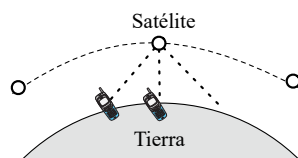
$$P = \sum_{i=0}^{i=2} \frac{(10 \cdot 0,1)^i}{i!} e^{-10 \cdot 0,1} \approx 0,92$$

Por lo tanto, el orador puede hablar al 92 % de su velocidad máxima porque será interrumpido el 8 % de sus fonemas. Por lo tanto, si es capaz a una tasa de 2 fonemas por unidad de tiempo, la tasa máxima efectiva, debido a repeticiones, es $2 \times 0,92 = 1,84$ por unidad de tiempo.

Ref: 4-A-78

Problema:
4.23

Se pretende utilizar una red de comunicaciones basada en una constelación de satélites de órbita baja para el envío de mensajes entre terminales móviles vía satélite. En un determinado momento la zona de cobertura de un satélite incluye todos los puntos de tierra desde los que ese satélite es el mas cercano. En nuestra red eso incluye todos los puntos situados a menos de 1000 km de la proyección del satélite sobre la tierra. Los satélites orbitan a 400 km de la superficie, por lo que para un receptor móvil situado justo debajo del satélite, el retardo de propagación es de 1,3ms y para un punto justo en el límite de la cobertura es de 3,5ms. Se dedican dos canales de los disponibles en cada satélite para la transmisión de mensajes, uno se usa exclusivamente para mensajes desde el satélite a los terminales móviles y el otro para subida desde los terminales móviles al satélite (para que este los retransmita al terminal en tierra o a otro satélite para ir a otra zona). Los canales son de 32 Mbps. El canal de subida debe repartirse entre todos los terminales móviles en la zona de cobertura del satélite y para ello se utiliza Aloha como protocolo de control de acceso al medio. El servicio envía los mensajes del usuario encapsulados siempre en paquetes de 10000 bytes. Si el mensaje es más corto se desperdicia tiempo y si es mas largo se envía en varios paquetes. Los datos preliminares indican que nuestros usuarios activos enviarían una media de 4 mensajes por hora y los tiempos entre mensajes pueden considerarse exponenciales.



- ¿Cuál es la probabilidad de pérdida de mensajes si tenemos N usuarios en el área de cobertura?
- ¿Cuántos usuarios podemos soportar en el área de cobertura si no aceptamos mas de un 1 % de mensajes perdidos?
- ¿Cuál sería la utilización del canal de subida en ese caso?

Ref: 4-A-79

Problema:
4.24

Se pretende construir una red de área local inalámbrica con un único punto central a la que podrán asociarse los terminales de los alrededores siempre que estén dentro del alcance (que es de unos 2 km). Se utilizarán dos frecuencias para hacer la red. Todos los terminales tendrán un transmisor en la frecuencia f_1 y un receptor en la frecuencia f_2 . Una estación central fija actuará como repetidor y contará con un transmisor en la frecuencia f_2 y un receptor en la frecuencia f_1 . Ambos modelos de transmisores tienen una velocidad de transmisión de 180 Mbps.

Se utilizarán paquetes con un tamaño medio de 500 B que podemos considerar constante.

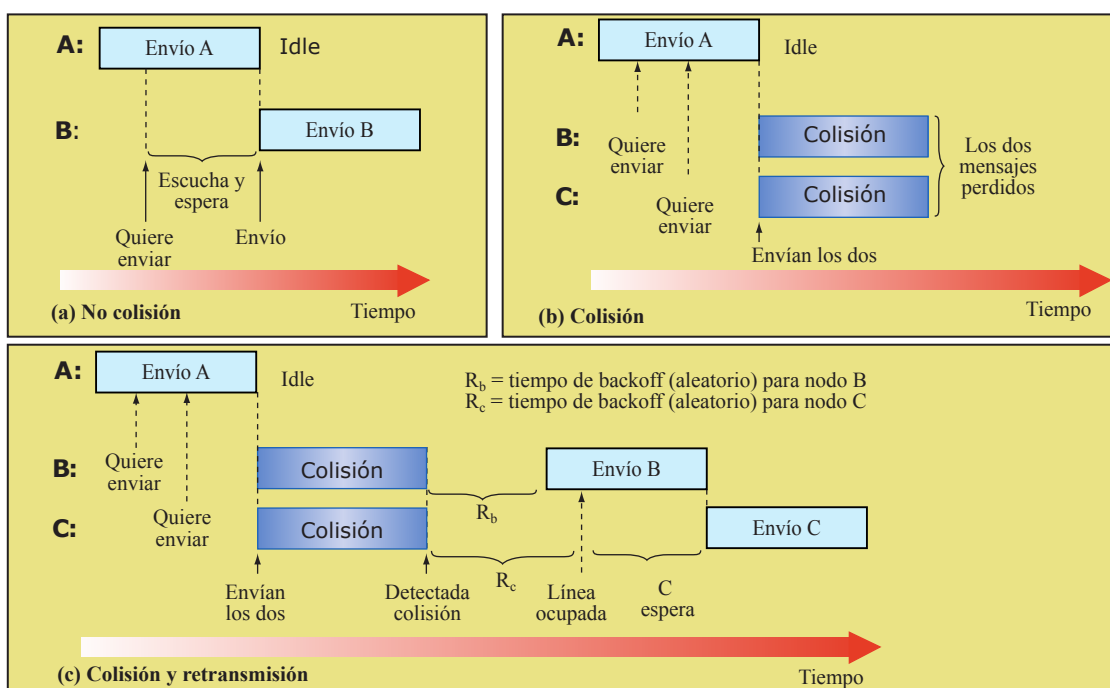
Los paquetes enviados de un terminal a otro serán retransmitidos por el punto central porque los terminales no tienen receptor en la frecuencia f_1 . Es decir la frecuencia f_1 es para enviar de los terminales al punto central y la frecuencia f_2 para enviar del punto central a los terminales.

Para el acceso al medio se utilizará un protocolo de tipo ALOHA (sin ranurar).

Si en un momento dado tenemos alrededor del punto central 100 terminales y cada terminal genera un tráfico medio de 400 kbps del cual el 40 % va hacia el exterior y el resto va hacia otros terminales. Si llega un tráfico del exterior de unos 30 Mbps (en total) hacia todos los terminales. En este escenario:

- ¿Cuál es la carga (en erlangs y en Mbps) ofrecida al canal compartido de frecuencia f_1 ?
- ¿Cuál es la probabilidad de que un paquete enviado por un terminal no llegue al punto central?
- ¿Cuántos paquetes por segundo salen en media hacia el exterior?
- ¿Cuál es la carga (en erlangs y en Mbps) ofrecida al canal compartido de frecuencia f_2 ?
- ¿Cuál es la probabilidad de que un paquete que entra desde el exterior colisione con otro y no llegue al terminal de destino?

B



- ☐ CSMA
- ☐ CSMA/CD
- ☐ CSMA/CA
- ☐ Rendimiento
- ☐ Métodos de persistencia
- ☐ Periodo vulnerable
- ☐ Colisiones
- ☐ Diagramas temporales
- ☐ Retroceso exponencial binario

Ref: 4-B-01

Problema:
4.25

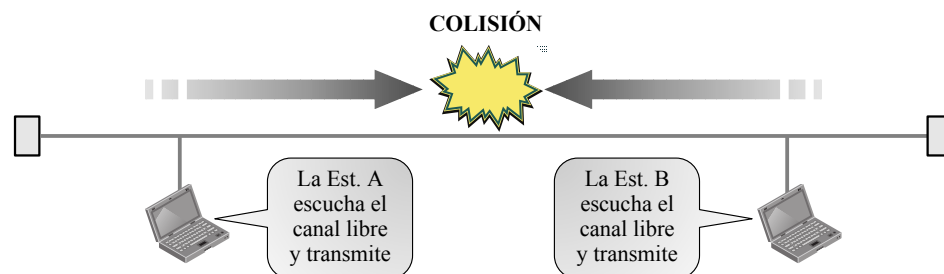
Explica, detalladamente, el funcionamiento de Ethernet IEEE 802.3.

Resolución:

Dentro de las técnicas de contienda la más empleada es la denominada CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*, Acceso Múltiple por detección de Portadora), que ha dado lugar a las Redes de Área Local conocidas comúnmente como Redes Ethernet.

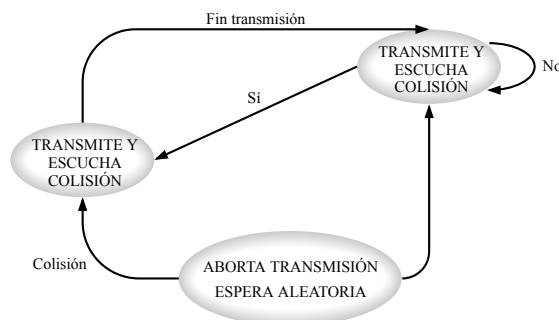
En estas técnicas todas las estaciones tienen capacidad para escuchar si el canal está ocupado. Si una estación escucha el canal libre, puede transmitir sus datos. No obstante, el escuchar antes de transmitir no garantiza que desaparezcan las colisiones. Por ejemplo, dos estaciones alejadas físicamente pueden interpretar (escuchando su entorno local) que no hay transmisiones en curso. Las dos podrían a la vez intentar transmitir y el resultado sería una colisión de señales en el medio físico (siguiente figura). Así pues, un factor crítico en estas redes es el retardo de propagación.

La probabilidad de colisiones está en función de la relación entre el tamaño de la trama y el retardo de propagación. En la práctica, los sistemas CSMA se diseñan de modo que el tamaño de la trama de datos (t_t) sea mucho mayor que el retardo máximo de propagación entre estaciones (t_p), es decir: ($t_t \gg t_p$). Con ello, a partir de que una estación empieza a transmitir, en poco tiempo todas las demás estaciones verán el canal ocupado y se reducirá el riesgo de colisiones. Si una estación empieza a transmitir y no hay colisiones durante un tiempo igual al retardo de propagación entre estaciones extremas (t_p), entonces ya no habrá colisiones para esa trama, ya que ahora todas las estaciones conocen la transmisión (escuchan el canal ocupado y entonces no transmiten).



No obstante, en CSMA, cuando dos tramas colisionan, el medio permanece inutilizado durante la transmisión de las tramas dañadas (las estaciones no disponen de la electrónica para la detección de colisiones; sólo el no recibir un asentimiento se interpreta como colisión). Para tramas muy grandes comparadas con el retardo de propagación, este tiempo desperdiciado puede ser muy grande.

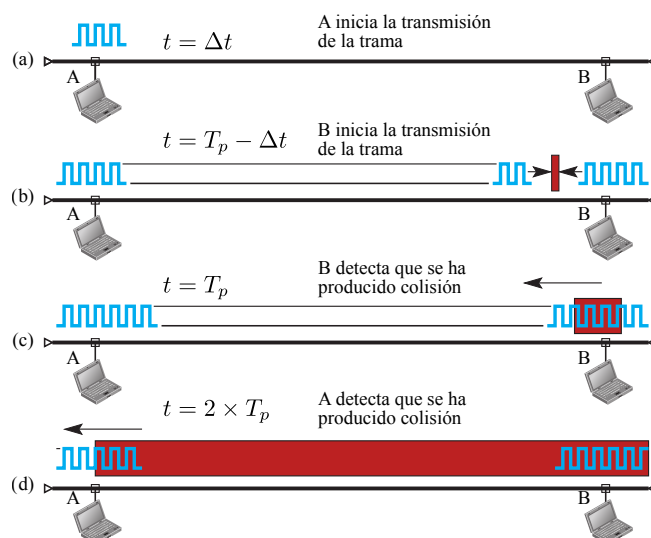
Una mejora de las técnicas CSMA es la variante CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*, Acceso Múltiple por detección de Portadora con Detección de Colisiones). En esta variante se reduce el tiempo en el que el medio está inutilizado por colisiones. En las técnicas CSMA/CD cada estación escucha si el canal está libre antes de comenzar a transmitir, lo cual ya sabemos que no garantiza que no se produzcan colisiones. Pero, además, mientras una estación está transmitiendo, sigue escuchando si se produce una colisión. Si esto ocurre, se aborta la transmisión y se esperará un tiempo aleatorio para volver a transmitir. Las tramas que colisionan se conservan siempre en un buffer hasta poder ser transmitidas sin colisión. En este momento se libera el buffer.



CSMA/CD es una técnica que, tal y como está diseñada, recupera los datos frente a las colisiones con la circuitería de Detección de Colisiones. Es decir, todos los datos de todas las estaciones de la red que han colisionado o que pueden colisionar serán cursados en un tiempo finito (siempre que la carga de la red esté controlada). CSMA/CD no corrige, sin embargo, los errores en la línea. Si una trama sufre un error, el receptor lo detectará por el código de redundancia y la descartará.

En las técnicas CSMA/CD es suficiente con permanecer a la escucha de posibles colisiones un intervalo igual al doble del retardo máximo de propagación, para asegurar que no se producen colisiones. Pasado un tiempo igual a t_p , cualquier usuario encontrará el canal ocupado y estará en un bucle de espera.

En CSMA/CD se requiere que el tamaño del paquete sea mayor que el doble del retardo máximo de propagación ($t_d > 2t_p$), en caso contrario, las colisiones se pueden producir después de haber transmitido la trama y, por lo tanto, no ser detectadas disminuyendo la eficiencia. Si el tamaño de la trama es mayor que $2t_p$, la colisión es detectada en tiempo de transmisión. Cuando se produce esta colisión, la estación transmisora abortará la transmisión y esperará un tiempo aleatorio hasta volver a intentar transmitir la trama. Si la carga de la red se mantiene en márgenes aceptables en un tiempo finito, se podrá transmitir con éxito la trama. En la Figura se muestra el caso extremo de las dos estaciones más alejadas de una LAN: A y B. En este ejemplo, la estación A transmite su trama al detectar el canal libre. Pasado un tiempo igual a $t_p - \epsilon$, es decir, antes de llegar la trama a la estación más distante B, esta última interpreta que el canal está libre en su entorno local e intenta transmitir una trama. El resultado evidente es una colisión (una sobretensión en la línea) que se propagará por el medio físico y que regresará a la estación A en un tiempo inferior a $2t_p$.



Si las tramas fueran muy pequeñas comparadas con el retardo de propagación, se incrementaría la probabili-

dad de colisiones. Además, no hay posibilidad de recuperar tramas que colisionan, porque la estación emisora no se entera de que se ha producido una colisión.

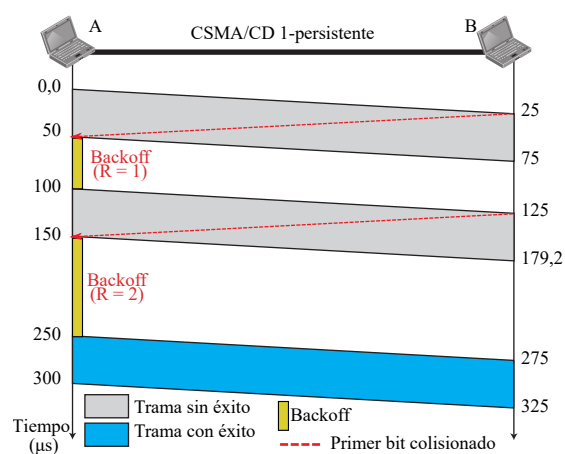
Distintos organismos han promocionado estándares o normas en el campo de las Redes de Área Local. Entre ellos el más importante es el IEEE (Instituto de Ingenieros Eléctricos y Electrónicos). A él se deben los más importantes estándares de LANs. Uno de los más importantes es la norma IEEE 802.3 (también conocido como Redes Ethernet) y que utiliza la técnica de acceso al medio CSMA/CD.

Ref: 4-B-02

Problema:
4.26

Supongamos un bus CSMA/CD 1-persistente con sólo dos estaciones, A y B, $t_p = 25 \mu s$ y $t_t = 50 \mu s$. Estación A tiene una trama para enviar a B. La trama ha sido enviado sin éxito dos veces y consigue ser enviada al tercer intento. Dibuja el diagrama de tiempo. Suponemos que R es 1 y 2, respectivamente, y suponemos despreciable el tiempo de envío de la señal *jamming*.

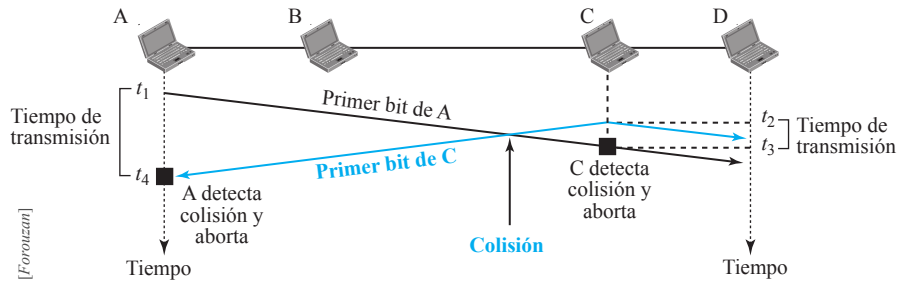
Resolución:



Ref: 4-B-04

Problema:
4.27

A partir de la figura, la tasa de datos es 10 Mbps, la distancia entre las estaciones A y C es 2000 m y la velocidad de propagación es 2×10^8 m/s. La estación A inicia el envío de una trama larga en $t_1 = 0$; estación C inicia el envío de una trama larga en $t_2 = 3 \mu\text{s}$. La longitud de la trama es lo suficiente para garantizar la detección de colisión por ambas estaciones.



Calcula:

- Instante en que C detecta la colisión (t_3).
- Instante en que A detecta la colisión (t_4).
- Cantidad de bits que la estación A ha enviado antes de detectar la colisión.
- Cantidad de bits que la estación C ha enviado antes de detectar la colisión.

Resolución:

- Si D es la distancia entre las estaciones y V es la velocidad del medio, entonces:

$$t_3 - t_1 = \frac{D}{V} = \frac{2000 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 10 \mu\text{s}$$

si $t_1 = 0$, entonces C detecta la colisión en el instante:

$$t_3 = 10 \mu\text{s} + t_1 = 10 \mu\text{s} + 0 \mu\text{s} = 10 \mu\text{s}$$

- Se tiene que:

$$t_4 - t_2 = \frac{D}{V} = \frac{2000 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 10 \mu\text{s}$$

si $t_2 = 3 \mu\text{s}$, entonces A detecta la colisión en el instante:

$$t_4 = 10 \mu\text{s} + t_2 = 10 \mu\text{s} + 3 \mu\text{s} = 13 \mu\text{s}$$

- La estación A ha estado transmitiendo un intervalo de tiempo:

$$t_{f(A)} = t_4 - t_1 = 13 - 0 = 13 \mu\text{s}$$

por lo tanto, en ese intervalo, habrá transmitido:

$$Bits_A = 10 \text{ Mbps} \cdot 13 \mu s = 130 \text{ bits}$$

d) De la misma forma, estación C ha estado transmitiendo un intervalo de tiempo:

$$t_{f(C)} = t_3 - t_2 = 10 - 3 = 7 \mu s$$

por lo tanto, habrá transmitido:

$$Bits_C = 10 \text{ Mbps} \cdot 7 \mu s = 70 \text{ bits}$$

Ref: 4-B-05

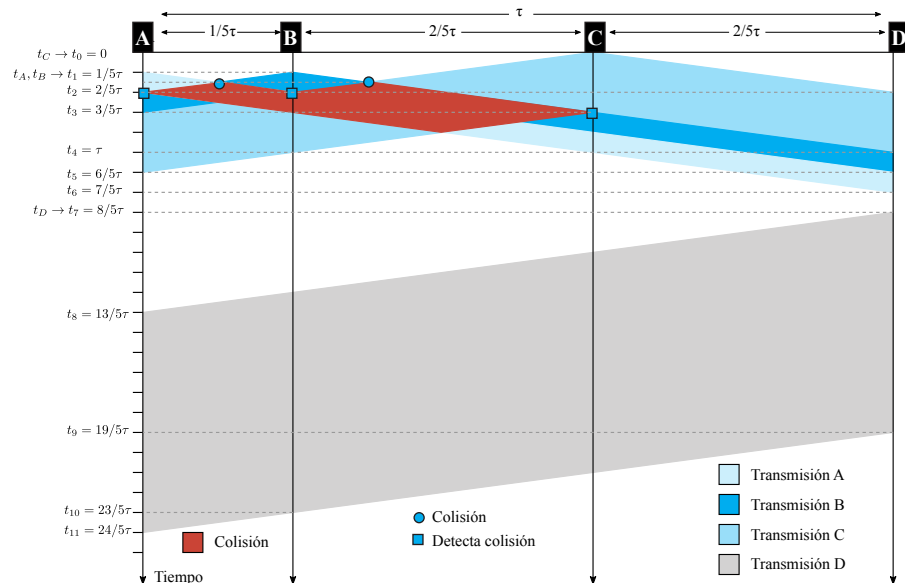
Problema:
4.28

Sea un sistema CSMA/CD, con cuatro estaciones a lo largo de un bus; entre las dos estaciones más lejanas (A y D) hay un tiempo de propagación τ . Entre A y B hay $\tau/5$, entre A y C hay $3/5\tau$. Cada estación transmite en un determinado instante una PDU de tamaño fijo y equivalente a $11/5\tau$. Suponemos que la comunicación es half-dúplex. Los instantes en que cada estación tiene una PDU lista para transmitir son: $t_A = t_B = \tau/5$, $t_C = 0$ y $t_D = 8/5\tau$. Cuando una estación detecta colisión, entra en algoritmo backoff y ya no vuelve a transmitir.

- Realizar un diagrama espacio-temporal lo más detallado posible, utilizando la plantilla adjunta y reflejando los sucesos más relevantes.
- Nota:* en la plantilla proporcionada, respetando la escala, podrás solucionar el problema en su totalidad.
- Suponiendo que no haya retransmisiones de las PDUs que han colisionado anteriormente, decir si la estación A , al tener una nueva trama para transmitir en $t_A + \tau$, puede hacerlo.
 - Suponiendo que A transmita en $t_A + \tau$, ¿cómo afecta a la transmisión de la estación D ?
 - En qué instante podrá transmitir B con éxito?

Resolución:

- El diagrama espacio-temporal:



Con la siguiente sucesión de eventos:

- $t_0 = 0$: estación C ausculta el medio, detecta silencio, por lo tanto, transmite.
- $t_1 = 1/5\tau$: estaciones A y B auscultan el medio, detectan silencio, por lo tanto, transmiten.
- $t_2 = t_1 + 1/5\tau = 2/5\tau$: estaciones A y B detectan colisión. Abortan transmisión.
- $t_3 = t_1 + 2/5\tau = 3/5\tau$: estación C detecta colisión. Aborta transmisión.

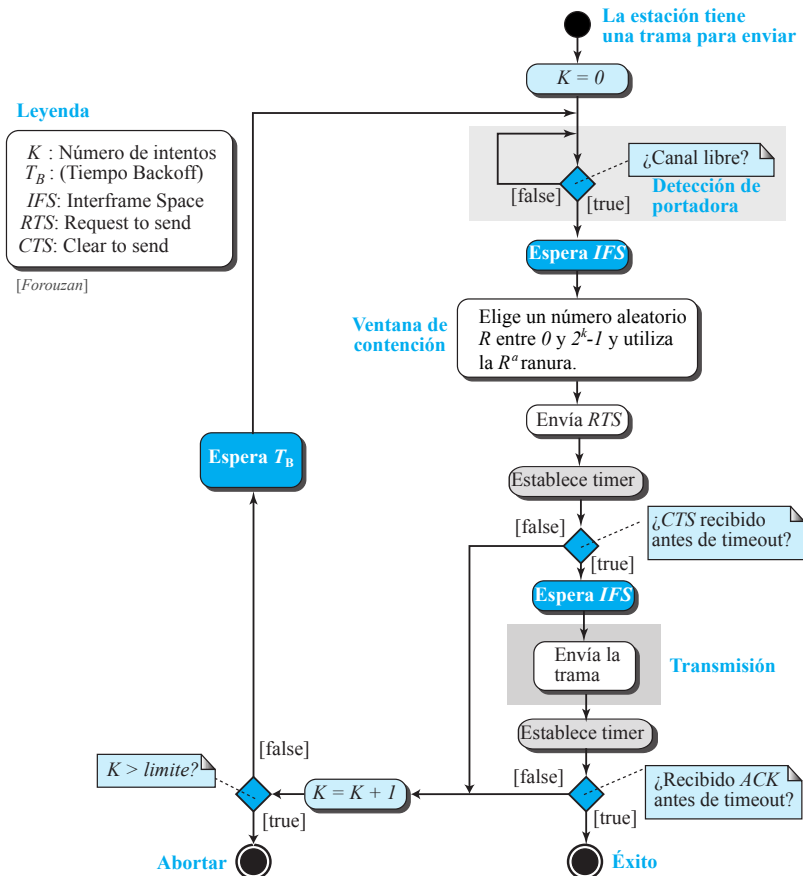
- $t_4 = t_1 + 2/5\tau + 2/5\tau = \tau$: el primer bit de B alcanza la estación D .
 - t_5 : las estaciones A , B y C tienen el canal libre.
 - t_6 : la estación D tiene el canal libre, pero no transmite según el enunciado.
 - $t_7 = 8/5\tau$: estación D ausculta el medio, detecta silencio, por lo tanto, transmite.
 - $t_8 = 13/5\tau$: la estación D consigue transmitir con éxito.
 - $t_9 = 19/5\tau$: la estación D finaliza transmisión.
 - $t_{10} = 19/5\tau + 4/5\tau = 23/5$: la estación B tiene canal libre.
 - $t_{11} = 24/5\tau$, finaliza la recepción del mensaje procedente de la estación D .
- b) La estación A detecta el canal $t_5 = t_A + \tau = 6/5\tau$ y está libre (acaba de finalizar la transmisión de C), por lo tanto, si puede transmitir.
- c) Si A inicia la transmisión de en $t_5 = t_A + \tau = 6/5\tau$, colisionará más tarde con D .
- d) B puede transmitir con éxito en $t_{10} = 23/5\tau$.

Ref: 4-B-16

Problema:
4.29

Dado el procedimiento CSMA/CA, representado en la figura adjunta, y en relación al uso de K , encuentra la probabilidad de que una estación pueda enviar inmediatamente en cada una de los siguientes escenarios:

- Después de dos fallos.
- Después de cinco fallos.

**Resolución:**

El valor de K decremente la probabilidad de que una estación pueda enviar inmediatamente cuando el número de fallos se incrementa, lo que produce que la probabilidad de colisión se decremente. A partir del fallo K , se genera:

$$R \in [0, 2^K - 1]$$

- Después de dos fallos, se tiene que ($K = 2$):

$$R \in [0, 2^2 - 1] = [0, 3]$$

Por lo tanto, la probabilidad de que la estación tome $R = 0$ (enviar inmediatamente) es $1/4$ ó 25 %.

- Después de cinco fallos, se tiene que ($K = 5$):

$$R \in [0, 2^5 - 1] = [0, \dots, 31]$$

Por lo tanto, la probabilidad de que la estación tome $R = 0$ (enviar inmediatamente) es $1/32$ ó 3 %.

Ref: 4-B-19

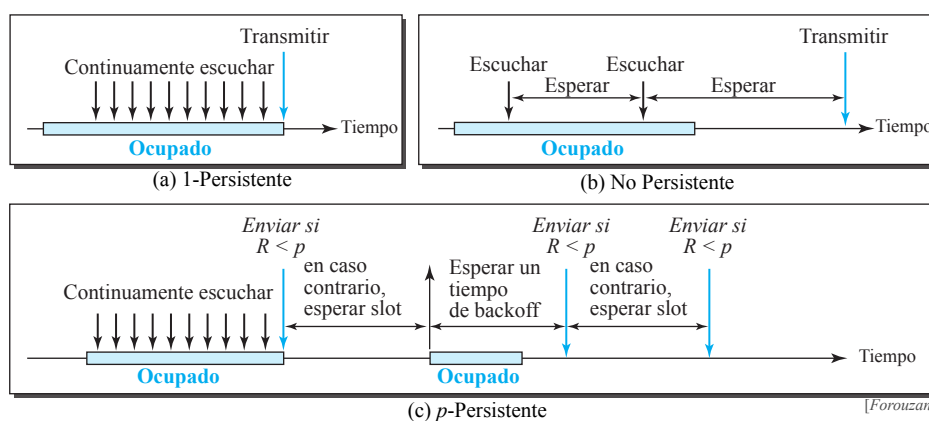
Problema:
4.30

En relación a p -persistente.

- ¿En qué consiste la persistencia de valor 0,1 en CSMA?
- ¿Qué objetivo tiene la variación de la persistencia en CSMA?

Resolución:

Los métodos de persistencia quedan reflejados en la siguiente figura:



- Cuando una estación quiere transmitir, tras ver el canal libre genera un número aleatorio entre 0 y 0,1. Si el valor que obtiene es menor o igual a 0,1, transmite, en caso contrario, espera.
- Variando la persistencia asignamos más o menos prioridad a una estación para acceder al canal de transmisión.

Ref: 4-B-23

Problema:
4.31

Explica el significado de CSMA/CD.

Resolución:

CSMA/CD es el acrónimo de *Carrier Sense Multi-Access with Collision Detection*, con el siguiente significado:

- **CS (Carrier Sense):** en lugar de permitir que una estación transmite cada vez que tenga un paquete preparado, se requiere que monitorice el cable para detectar cualquier transmisión en curso.
- **MA (Multiple Access):** el sistema permite el acceso múltiple de usuarios/hosts con el objetivo de hacer un uso común/compartido del medio.
- **CD: (Collision Detection):** se puede producir una colisión si dos estación están esperando a que finalice una transmisión, detectan el cable en reposo, y ambas estaciones inician la transmisión.



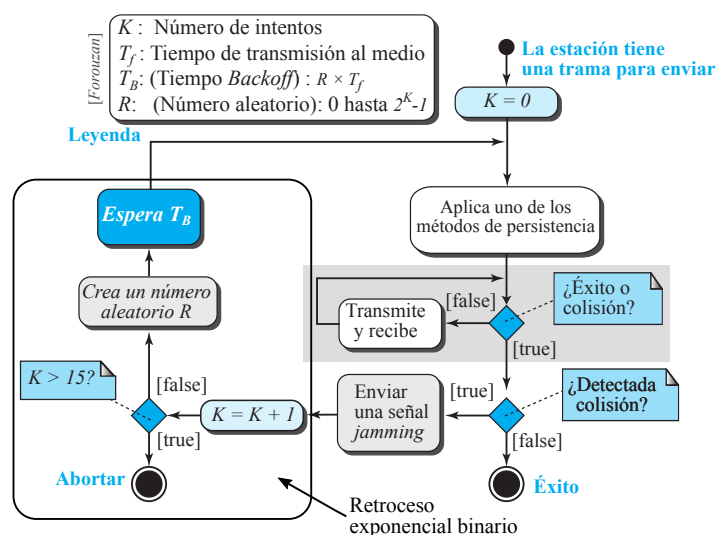
¿Qué es el retroceso exponencial binario utilizado en CSMA/CD?

Resolución:

Consiste en doblar el posible rango de retardos aleatorios después de cada colisión. Retroceso exponencial significa que una Ethernet se puede recuperar rápidamente de una colisión porque cada dispositivo acuerda esperar tiempos más largos entre intentos cuando el medio está ocupado.

Incluso el improbable evento de que dos dispositivos establezcan retardos que sean, aproximadamente igual, el retroceso exponencial garantiza que la contención en el cable se reducirá después de unas pocas colisiones.

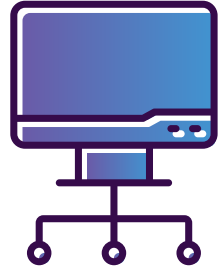
En la siguiente figura se indica dónde está especificado el Retroceso exponencial binario dentro del algoritmo CSMA/CD



Ref: 4-B-26

Problema:
4.33

Supongamos una LAN broadcast con longitud del medio de 2 km, tasa de transmisión 10 Mbps y CSMA/CD. La señal viaja en el cable a una velocidad de 2×10^8 m/s. ¿Cuál es el tamaño mínimo de paquete que se puede utilizar en esta red?

**Resolución:**

Si t_t es el tiempo de transmisión y t_p el tiempo de propagación, entonces, en CSMA/CD se tiene que cumplir:

$$t_t > 2t_p$$

Por lo tanto, sea L es el tamaño de trama, $R = 10$ Mbps es la tasa de transmisión, $D = 2$ km la distancia en el medio y $V = 2 \cdot 10^8$ m/s la velocidad en el cable, entonces:

$$\frac{L}{R} > 2 \cdot \frac{D}{V}$$

luego:

$$L > 2 \cdot \frac{RD}{V} = 2 \cdot \frac{10^7 \cdot 2 \cdot 10^3}{2 \cdot 10^8} = 200 \text{ bits}$$

Ref: 4-B-30

Problema:
4.34

Sea una red CSMA/CD y velocidad de propagación en el medio de $0,2 \text{ km}/\mu\text{s}$.
Calcula:

- ¿Cuál es la longitud mínima de trama suponiendo una longitud de red de 300 m y una tasa de transferencia de 10 Mbps?
- ¿Cuál es la actual especificación de tamaño mínimo de trama para Ethernet (la longitud total de trama incluye cabecera y trailer)?

**Resolución:**

- Ya que en CSMA/CD se contempla el camino de ida y vuelta, se puede utilizar como medida de propagación, el RTT (*Round Trip Time*), en lugar del tiempo de propagación (t_p). Entonces, si D es la distancia y V la velocidad del medio:

$$RTT = 2t_p = 2 \cdot \frac{D}{V} = 2 \cdot \frac{300 \text{ m}}{200 \text{ m}/\mu\text{s}} = 3 \mu\text{s}$$

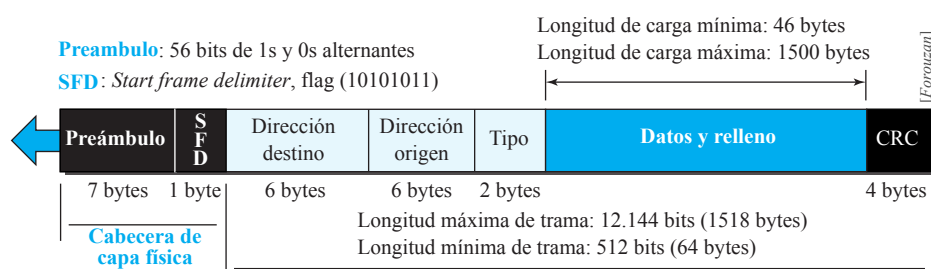
Por lo tanto, a una tasa de transmisión R , la longitud mínima de trama:

$$L = R \cdot RTT = 10 \text{ Mbps} \cdot 3 \mu\text{s} = 30 \text{ bit}$$

- La especificación actual de longitud mínima de trama Ethernet:

$$L = (6 + 6 + 2 + 46 + 4) \text{ bytes} = 64 \text{ bytes}$$

Gráficamente:



Ref: 4-B-32

Problema:
4.35

Supongamos un bus CSMA/CD con sólo dos estaciones, A y B, con una separación de 2000 m y velocidad de propagación de 2×10^8 m/s. Si la estación A inicia la transmisión al instante t_1 , indique, desde el punto de vista CSMA/CD, si permitirá que la estación B inicie la transmisión en los siguientes instantes, además indique, en caso de respuesta afirmativa, qué sucederá:

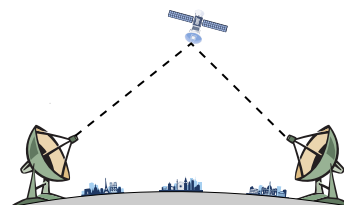
- a) $t_1 + 8 \mu\text{s}$.
- b) $t_1 + 11 \mu\text{s}$.

Sol: a) Colisión, porque b) Espera a enviar, porque

Ref: 4-B-33

Problema:
4.36

Sea un enlace satélite con un retardo de propagación de 290 ms a cada una de las estaciones terrestres que conecta y una velocidad de transmisión de 1 Mbps. Determine qué protocolo de acceso al medio se podría utilizar: CSMA/CD y/o Aloha.

**Resolución:**

En CSMA/CD se impone un tamaño mínimo de paquete, determinado por el tiempo de transmisión (t_t) y el tiempo de propagación (t_p), de forma que, $t_t > 2t_p$. Si L es el tamaño de paquete, R la tasa de transmisión y considerando $\tau = 290$ ms el tiempo de propagación en los enlaces tierra-satélite y satélite-tierra, se tiene que:

$$\frac{L}{R} > 2t_p = 2(\tau + \tau)$$

por lo tanto:

$$L > 4\tau R = 4 \cdot 290 \cdot 10^{-3} \cdot 10^6 = 1160 \text{ Kbits} = 145 \text{ Kbytes}$$

Llegando al siguiente razonamiento:

- El tamaño de paquete resultante es demasiado grande: supondría mucho tiempo de paquetización, elevado retardo al tener que esperar transmisiones de otros usuarios y mucha pérdida de eficiencia del canal en caso de colisión, por lo que no es recomendable utilizar CSMA/CD.
- En cambio, el mecanismo Aloha se podría utilizar, ya que no tiene ninguna exigencia parecida a CSMA/CD, al no realizar detección de colisión. La eficiencia de Aloha será inferior, pero permitiría su utilización en entornos como el descrito.

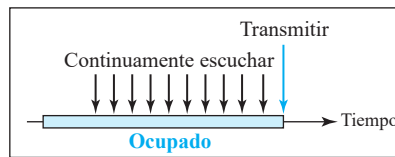
Ref: 4-B-50

Problema:
4.37

¿Por qué la tasa de envío de CSMA *1-persistente* es mejor que Aloha ranurado y por qué ambas estrategias convergen hacia el mismo rendimiento (0) cuando la ocupación del canal tiende a ∞ ?

Resolución:

El concepto de *1-persistencia* indica el denominado “escuchar el medio” (*carrier sense*), la estación escucha el canal e intenta acceder sólo después de que la transmisión actual haya finalizado.



En el caso de tasas elevadas de paquetes, el medio estará casi siempre ocupado. Todas las transmisiones nuevas generadas se irán encolando en la estación emisora hasta la detección de medio libre. Una vez el medio queda libre, todas las estaciones que estaban esperando accederán, de forma voraz y sus paquetes colisionarán. Exactamente lo mismo ocurre en Aloha ranurado. Realmente, la única diferencia es la razón por la que las estaciones esperan. En Aloha ranurado la espera se controla mediante un reloj, y en todas las versiones CSMA, como por ejemplo, *1-persistente*, la transmisión se ejecuta por la detección del medio. Pero ambos tienen un comportamiento voraz cuando intentan acceder al medio en situaciones de tráfico elevado, y por lo tanto, en situaciones de contención, es por ello, que el rendimiento en ambas estrategias tienen a cero en situaciones de tráfico elevado.

En el caso de tasas bajas de paquetes en el canal, CSMA *1-persistente* tiene la ventaja que puede acceder al canal inmediatamente, mientras que Aloha ranurado tiene que esperar, en media, $1/2$ ranuras de tiempo. Además de incrementar el retardo produce pérdida de capacidad del canal.

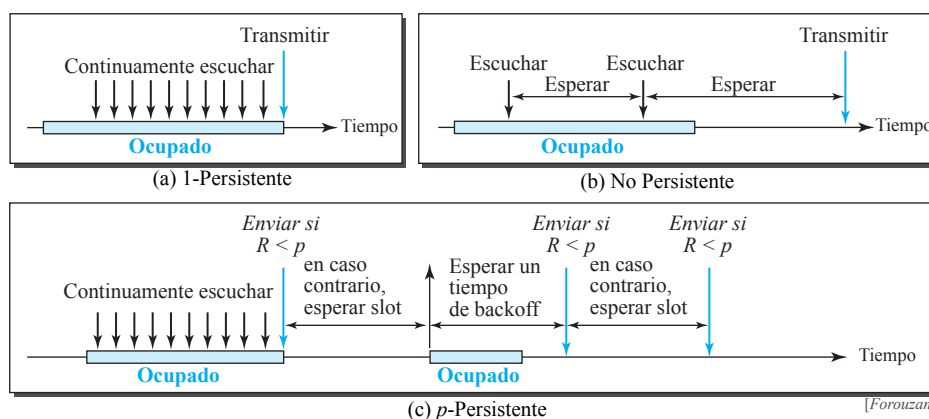


CSMA *1-persistente* significa enviar, de forma inmediata, al principio del tiempo de trama, mientras que CSMA no-persistente significa esperar un tiempo aleatorio en el caso de canal ocupado. Entre ambos extremos, se puede establecer una probabilidad p que es la probabilidad de envío al principio del siguiente tiempo de trama. Explica por qué razón, otras probabilidades distintas a 0 y 1, pueden ser óptimas.

Resolución:

En el caso de CSMA *1-persistente*, los paquetes se destruyen todos entre sí en situaciones de tráfico elevado al intentar transmitir todos a la vez, de forma voraz, cuando el canal queda libre.

No-persistencia significa que una estación nunca va a acceder al medio justo después de finalizar la anterior transmisión, lo que produce, por un lado, se reduce el problema de las colisiones haciéndolas altamente improbables, pero tiene el inconveniente que desperdicia el tiempo entre la finalización de transmisión de paquete y el siguiente intento de acceder al canal. Teóricamente, la probabilidad de que una estación acceda al canal, justo después de la finalización de la transmisión anterior, es cero.



Por lo tanto, si un número reducido de estaciones accedieran al medio de forma voraz y desordenada, podrían utilizar la capacidad libre del medio, la que no utiliza el resto de estaciones, pero sería necesario el uso de unas determinadas normas de cortesía.

La probabilidad de que una estación acceda al medio después de la última transmisión sin esperar un tiempo aleatorio debería ser lo suficientemente alta, pero también, debería ser lo suficientemente baja para que la probabilidad de colisión se mantenga baja.

En definitiva, el número de estaciones en la red, y por lo tanto, el tráfico generado en el medio compartido, determinarán la elección de p .

Ref: 4-B-52

Problema:
4.39

Principales similitudes y diferencias entre las técnicas de control de acceso al medio CSMA/CD y CSMA/CA.

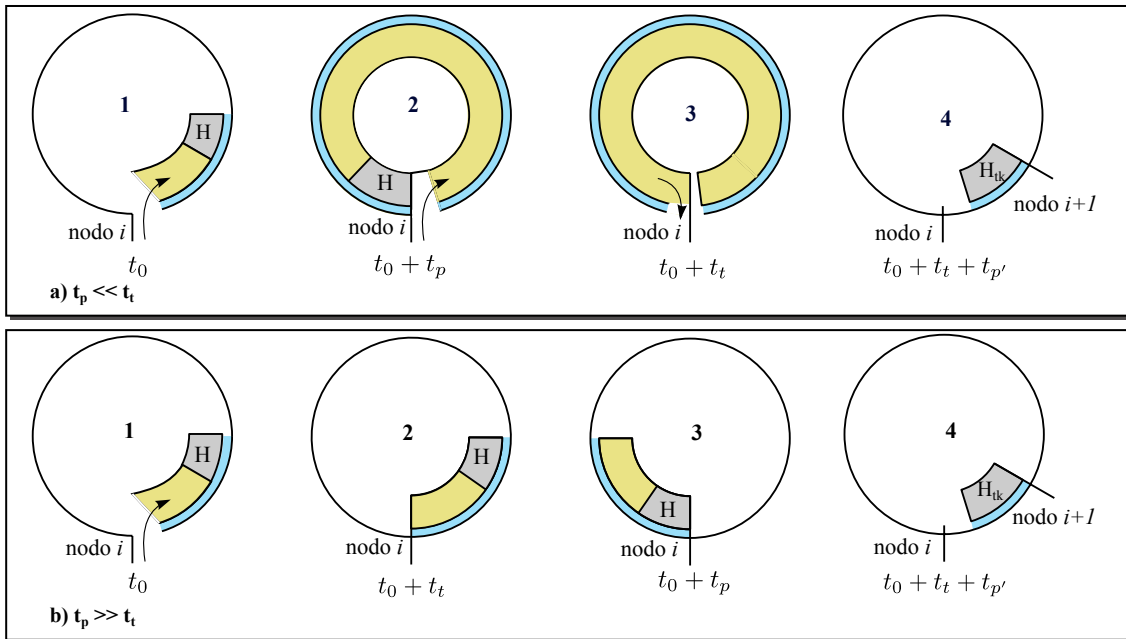
Resolución:

- Ambas técnicas se basan en el principio de escuchar el medio antes de transmitir para comprobar que éste se encuentra libre (CSMA: acceso múltiple por detección de portadora).
- La diferencia fundamental se encuentra en qué hacen si al escuchar detectan libre el medio:
 - CSMA/CD: transmite inmediatamente (persistente 1).
 - CSMA/CA: se espera un tiempo aleatorio → se está tratando de evitar la colisión, por lo que dos estaciones que intentan transmitir a la vez y detectan el medio libre tendrán que esperar un mismo tiempo para que se produzca colisión. Después de esperar ese tiempo aleatorio tendrán que comprobar de nuevo que el medio está libre antes de transmitir.
- Esta diferencia de estrategia, hace que CSMA/CD tenga que “escuchar” el medio mientras se transmite porque se pueden producir colisiones si alguna otra estación decidió empezar a transmitir al mismo tiempo (aspecto probable en situaciones de alta carga en las que es posible que más de una estación esté “pendiente” de que el medio quede libre para empezar a transmitir inmediatamente).
- ¿Qué pasa si al intentar transmitir se encuentran el medio ocupado?
 - CSMA/CD: sigue a la escucha hasta que el medio queda libre (y transmite inmediatamente).
 - CSMA/CA: sigue a la escucha hasta que el medio queda libre, luego espera un tiempo aleatorio (para evitar coincidir en la tx con otra estación en la misma situación) y vuelve a comprobar el medio. Si éste está libre, llevará a cabo una espera exponencial binaria mientras el medio está libre para disminuir todavía más la probabilidad de colisión.

En resumen, como los propios nombres indican, CSMA/CD no trata de evitar colisiones con otras estaciones que intentan transmitir a la vez (y, por lo tanto, se prepara para detectarlas y tratar de recuperarse lo antes posible) mientras que CSMA/CA adopta una posición mucho más conservadora y trata de evitar colisiones.

D

Leyenda: t_t : tiempo de transmisión de trama datos
 t_p : tiempo de propagación $\sim$ longitud temporal del anillo
 $t_{p'}$: tiempo de propagación al siguiente nodo
 H : Cabecera trama de datos
 H_{tk} : Cabecera token

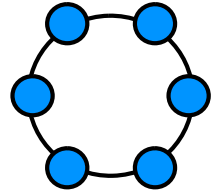


- ☐ Paso de testigo
- ☐ Liberación temprana de testigo
- ☐ Rendimiento

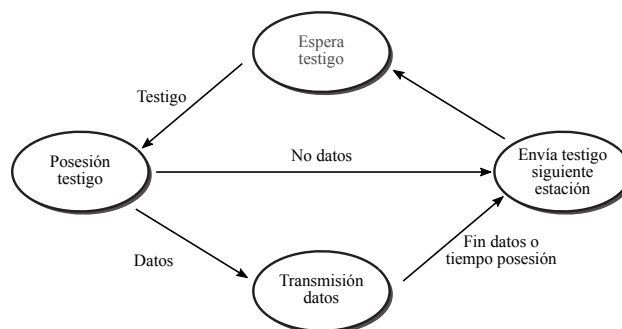
Ref: 4-D-01

Problema:
4.40

Explica, detalladamente, las redes de paso de testigo Token Ring IEEE 802.5.

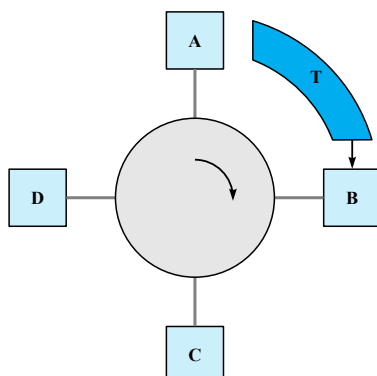
**Resolución:**

En las redes que utilizan la técnica de paso de testigo existe una configuración de bits predeterminada llamada testigo (o token). Cuando una estación tiene datos que transmitir tiene que esperar a capturar un testigo. Cuando la estación ha acabado de transmitir sus datos o se le ha acabado el tiempo de posesión del testigo, libera el testigo para que lo pueda capturar otra estación.



En un instante dado sólo una estación o ninguna de las que tienen datos que transmitir estará en posesión del testigo, con lo cual no se pueden producir colisiones. Como ventajas la técnica de paso de testigo ofrece flexibilidad y la posibilidad de introducir prioridades en la captura del testigo, además, de presentar un buen rendimiento en situación de tráfico alto. Como inconvenientes, la técnica de paso de testigo tiene poco rendimiento en situaciones de baja carga. Ello es debido al tiempo que se pierde en la circulación del testigo por las estaciones y el complejo software que hay que implementar en las mismas.

Las LANs más conocidas que utilizan esta técnica de acceso al medio se denominan Redes Token-Ring (paso de testigo en anillo) y se ajustan al estándar IEEE 802.5. En ellas se distingue entre testigo libre y testigo ocupado. La estructura de datos denominada testigo libre está constantemente circulando por la red en ausencia de tráfico, a la espera de ser capturada por alguna estación. Así, en el ejemplo de la Figura, las estaciones A, B, C y D no tienen datos que enviar y, por consiguiente, retransmiten el testigo libre al recibirlo.

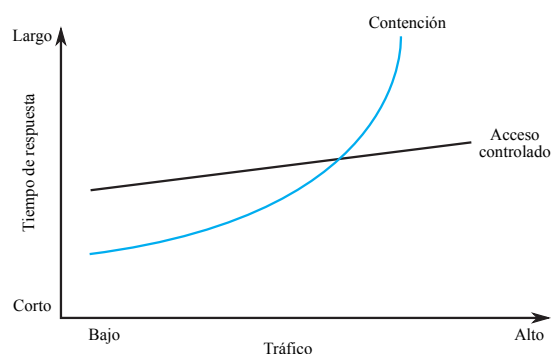


Cuando una estación recibe un testigo libre y tiene datos que enviar, transmite un testigo ocupado y a continuación sus datos. En realidad, la configuración de testigo ocupado es la cabecera de la trama de información. Ninguna estación podrá coger un testigo ocupado. Una estación que está transmitiendo una trama libera el testigo cuando se cumplen dos condiciones:

A: Ha completado la transmisión de su trama de datos.

B: La trama ha retornado a la propia estación transmisora.

Dependiendo de la longitud de la trama de datos (t_d) y de la longitud temporal del anillo (t_p) (también denominado, tiempo de propagación), se pueden dar dos casos:



- Si $t_d > t_p$, la condición A implica la condición B. Así, viendo la siguiente figura se observa que en el instante 2 la trama originada en la estación «i» ha vuelto a la estación origen, luego se cumple la condición B. En el instante 3 la estación «i» completa la transmisión de sus datos, es decir, se cumple la condición A. Por consiguiente, en este caso, cuando se acaba de transmitir la trama de datos, ya se puede liberar el testigo libre. Esto ocurre siempre que las tramas sean grandes comparadas con el retardo de propagación del anillo.
- Si $t_d < t_p$, la condición B es suficiente. Así, viendo la siguiente figura se observa que en el instante 2 la estación «i» completa la transmisión de sus datos (se cumple la condición A). No obstante, en este instante (en el modo normal de funcionamiento de este tipo de redes) la estación «i» no puede liberar el testigo, sino que tiene que esperar a recibir la cabecera de la trama. Esto ocurre en el instante 3, momento en el cual ya se cumple la condición B. Por consiguiente, cuando las tramas son pequeñas hay que esperar al retardo de propagación a lo largo del anillo para liberar el testigo libre.

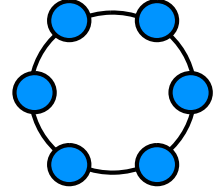
Finalmente, hay que señalar que el testigo debe entrar en el anillo en el caso más desfavorable en el que sólo una estación (la monitora, encargada de tareas de gestión) esté en el anillo. Además, existe un conjunto de tramas de gestión del anillo y resuelven distintas situaciones de error o pérdida del testigo en la red.

Ref: 4-D-02

Problema:
4.41

Sea una red token ring a 16 Mbps con un tiempo de propagación de $600 \mu s$ y 5 estaciones separadas de forma equidistante. Si todas las estaciones tienen tráfico para transmitir paquetes de 1000 bytes. Calcular la utilización del anillo en los siguientes escenarios:

- Liberalización temprana del testigo.
- Sin liberalización temprana del testigo, esperando lleguen los primeros bits de la trama anterior.
- Sin liberalización temprana del testigo, esperando llegue la totalidad de la trama anterior.

**Resolución:**

Si suponemos el mejor caso, entonces los envíos se producen entre las estaciones más cercanas. A partir de los datos:

$$t_p = 600 \mu s$$

$$t_t = \frac{L}{R} = \frac{1000 \cdot 8 \text{ bits}}{16 \text{ Mbps}} = 500 \mu s$$

Entonces:

$$a = \frac{t_p}{t_t} = \frac{600 \mu s}{500 \mu s} = 1,2$$

Por lo tanto, $t_p > t_t$, por lo que la trama ha sido transmitida por completo antes de recibir de vuelta los primeros bits. Si suponemos despreciables los tiempos de transmisión de testigo, entonces:

- El testigo se envía a la siguiente estación tan pronto como se ha terminado de transmitir desde la estación origen, sin esperar a que la trama recorra el anillo:

$$\eta = \frac{1}{1 + \frac{a}{N}} = \frac{1}{1 + \frac{1,2}{5}} = 0,8064 \rightarrow 80,64 \%$$

- Los primeros bits de la trama tiene que volver a la estación origen para poder enviar el testigo a la siguiente estación.

$$\eta = \frac{1}{a \left(1 + \frac{1}{N}\right)} = \frac{1}{1,2 \cdot \left(1 + \frac{1}{5}\right)} = 0,694 \rightarrow 69,4 \%$$

- La trama completa tiene que volver a la estación origen para poder enviar el testigo a la siguiente estación.

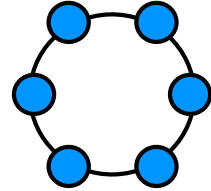
$$\eta = \frac{1}{1 + a \left(1 + \frac{1}{N}\right)} = \frac{1}{1 + 1,2 \cdot \left(1 + \frac{1}{5}\right)} = 0,4098 \rightarrow 40,98 \%$$

Observamos que mediante *la liberación temprana* se obtiene un aumento del rendimiento, al ser los tiempos de espera menores, y por tanto, la estación transmite antes, logrando una utilización del medio mayor.

Ref: 4-D-06

Problema:
4.42

¿Cuál es el tamaño máximo de trama posible en una red en anillo de 1 km de longitud circular y 1 Mbps de velocidad de transmisión, si la propia estación transmisora es la encargada de eliminar la trama del anillo y para ello no puede estar transmitiendo a la vez que recibe?

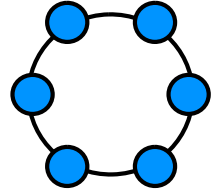


Sol: 5 bits

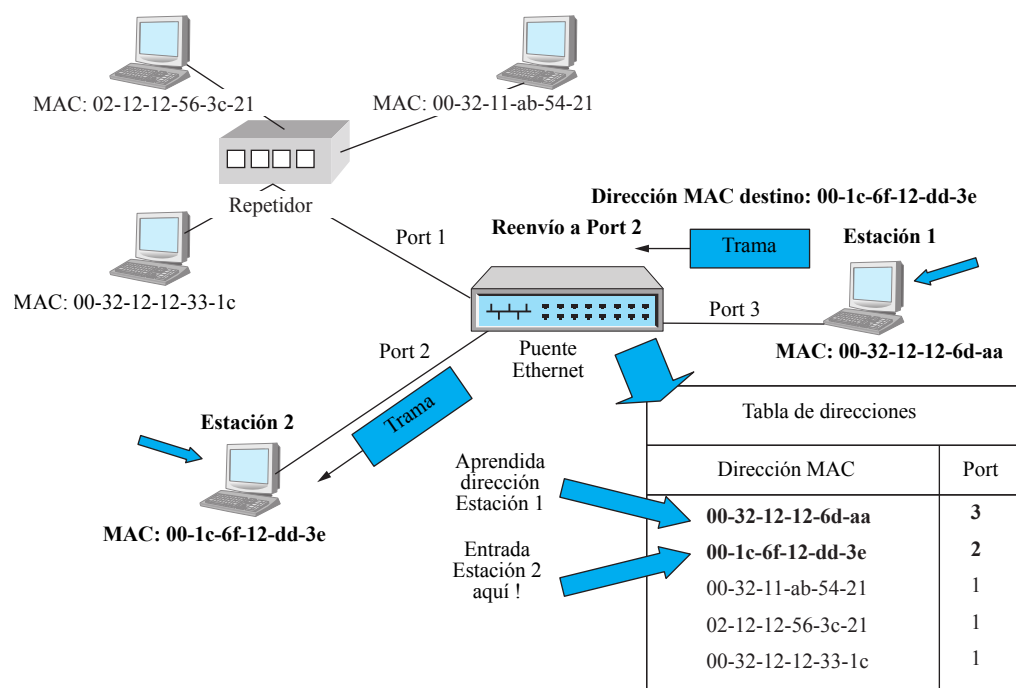
Ref: 4-D-18

Problema:
4.43

¿Qué es el token y cómo se utilizan en las redes de acceso controlado?

**Resolución:**

El token es un mensaje de control especial. En los sistemas de paso de testigo, cuando ninguna estación tiene paquetes para transmitir, el token circula a lo largo de todas las estaciones, de forma continua. Cuando una estación captura el token, envía los datos, y cuando la transmisión ha sido completada, libera el token.

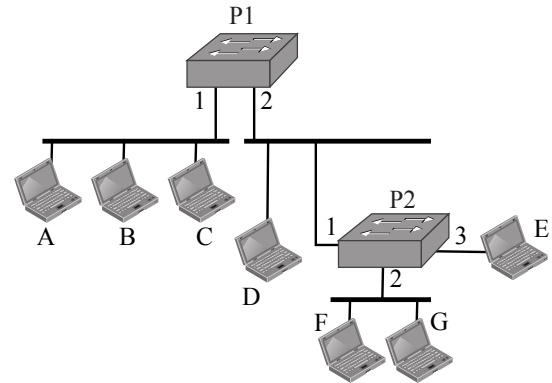
$$F$$


- ☐ Puentes
- ☐ Switches
- ☐ Broadcasting
- ☐ Tabla de MAC

Ref: 4-F-01

Problema:
4.44

Suponga una configuración de red como la de la figura, formado por los puentes P1 y P2, las estaciones A, B, C, D, E, F y G. Suponemos que las estaciones se comunican todas con todas. Se pide:



- Tabla de reenvío final de cada puente.
- ¿Qué ocurriría si se añadiera un tercer puerto al puente P1 conectado a la red de las máquinas F y G?

Resolución:

- Las tablas de reenvío de cada puente finales serán:

Puente P1	
MAC	Puerto
A	1
B	1
C	1
D	2
E	2
F	2
G	2

Puente P2	
MAC	Puerto
A	1
B	1
C	1
D	1
E	3
F	2
G	2

- Si se añade un tercer puerto a P1 conectado a la red de las máquinas F y G, se producirán ciclos. Los puentes deberán de aplicar algún algoritmo de eliminación de ciclos, por ejemplo, *spanning tree*.

Ref: 4-F-02

☺☺☺

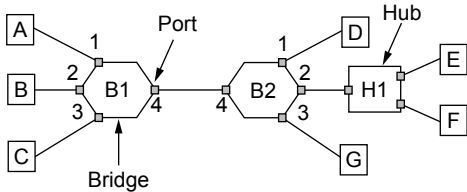
?

↻



Problema:
4.45

Considere la LAN extendida de la figura utilizando los puentes B1 y B2.



Supongamos que las tablas MAC de los puentes están vacías. Listar la secuencia de puertos por los que un paquete será reenviado para la siguiente secuencia de transmisión de datos.

- a) $A \rightarrow C$
- b) $E \rightarrow F$
- c) $F \rightarrow E$
- d) $G \rightarrow E$
- e) $D \rightarrow A$
- f) $B \rightarrow F$

Resolución:

$A \rightarrow C$		Puertos			
		1	2	3	4
B1			✓	✓	✓
		B2	✓	✓	✓

$F \rightarrow E$		Puertos			
		1	2	3	4
B1		No lo verá			
		B2			

$D \rightarrow A$		Puertos			
		1	2	3	4
B1		✓			
		B2			✓

$E \rightarrow F$		Puertos			
		1	2	3	4
B1		✓	✓	✓	
		B2	✓		✓

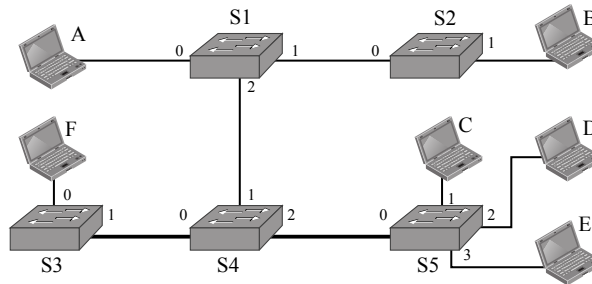
$G \rightarrow E$		Puertos			
		1	2	3	4
B1		No lo verá			
		B2	✓		

$B \rightarrow F$		Puertos			
		1	2	3	4
B1		✓		✓	✓
		B2	✓		

Ref: 4-F-05

Problema:
4.46

Suponga la LAN Ethernet de la figura. En ella hay 6 hosts y 5 conmutadores. Comienzan todos los conmutadores con sus bases de datos de filtrado vacías.



En los siguientes instantes de tiempo $t = x$, el host A empieza a enviar, de forma sostenida, una tasa de datos dirigida a la dirección MAC de la estación X , representado por $A \rightarrow X$, considerando que los flujos no cesan durante todo el intervalo de tiempo de interés para este problema:

- $t = 0, A \rightarrow B$: 1 Mbps
- $t = 1, A \rightarrow C$: 2 Mbps
- $t = 2, A \rightarrow D$: 3 Mbps
- $t = 3, A \rightarrow F$: 4 Mbps

Tras el comienzo de los flujos suceden los siguientes eventos: en el instante $t = x$, donde el host X envía una trama dirigida a la dirección MAC de Y :

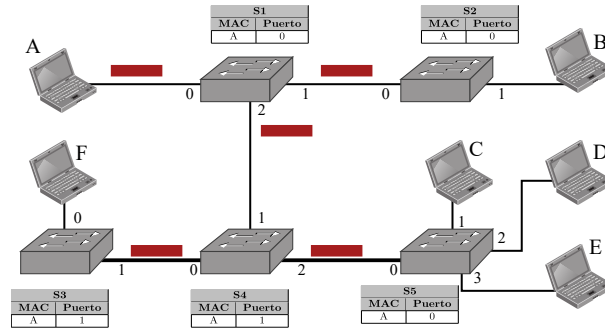
- $t = 4 : C \rightarrow D$
- $t = 5 : D \rightarrow C$
- $t = 6 : B \rightarrow D$
- $t = 7 : D \rightarrow E$
- $t = 8 : F \rightarrow D$
- $t = 9 : C \rightarrow A$
- $t = 10 : F \rightarrow C$

Complete dos gráficas, una para el enlace entre S4 y S5 (sentido $S4 \rightarrow S5$) y la otra para el enlace entre S4 y S3 (sentido $S4 \rightarrow S3$). En ellas coloque en el eje horizontal el tiempo y en el vertical el número medio de Megabits por segundo que están circulando por el enlace debidos a los flujos que envía A.

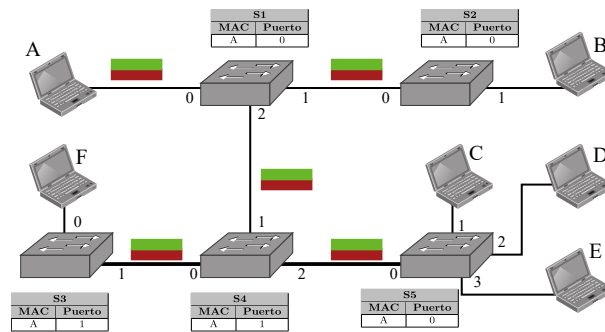
Resolución:

En cada instante, las tablas MAC de los switches tienen el siguiente contenido:

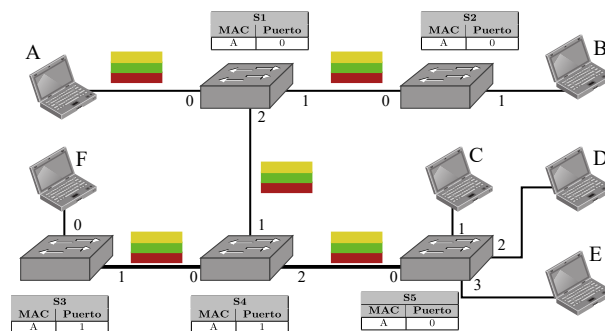
- $t = 0$, $A \rightarrow B$: 1 Mbps



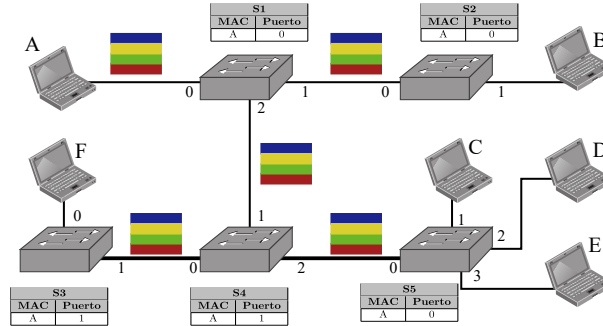
- $t = 1$, $A \rightarrow C$: 2 Mbps



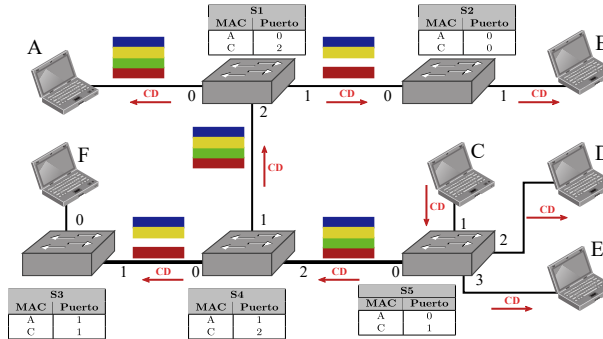
- $t = 2$, $A \rightarrow D$: 3 Mbps



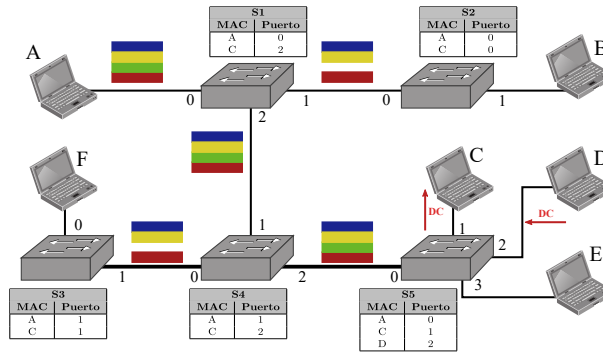
- $t = 3$, $A \rightarrow F$: 4 Mbps



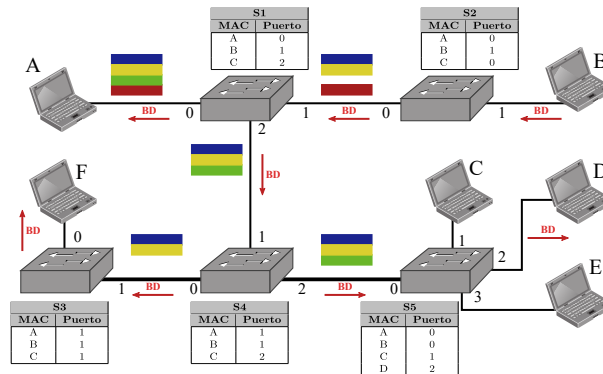
- $t = 4$: $C \rightarrow D$: 1 trama



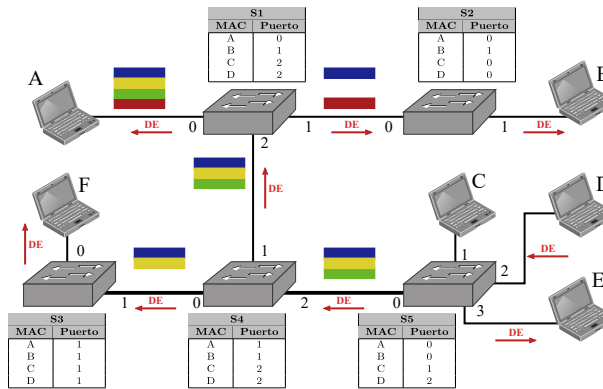
- $t = 5$: $D \rightarrow C$: 1 trama



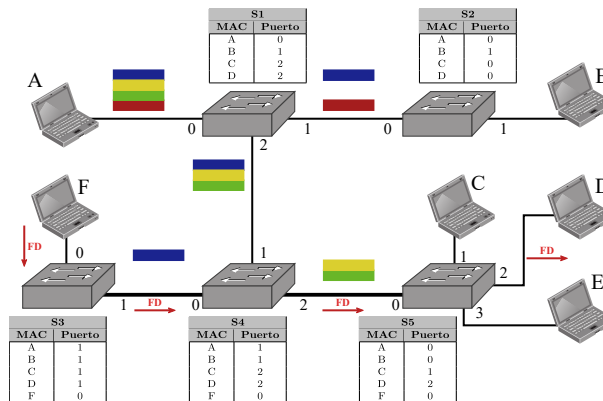
- $t = 6 : B \rightarrow D : 1$ trama



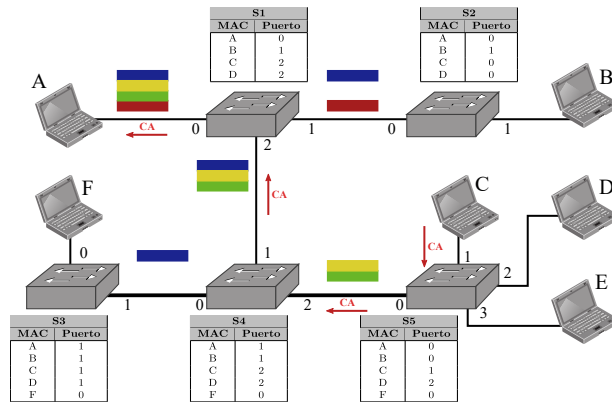
- $t = 7 : D \rightarrow E : 1$ trama



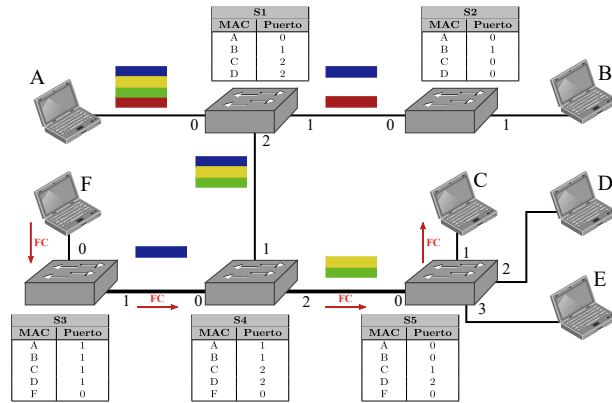
- $t = 8 : F \rightarrow D : 1$ trama



- $t = 9 : C \rightarrow A : 1$ trama



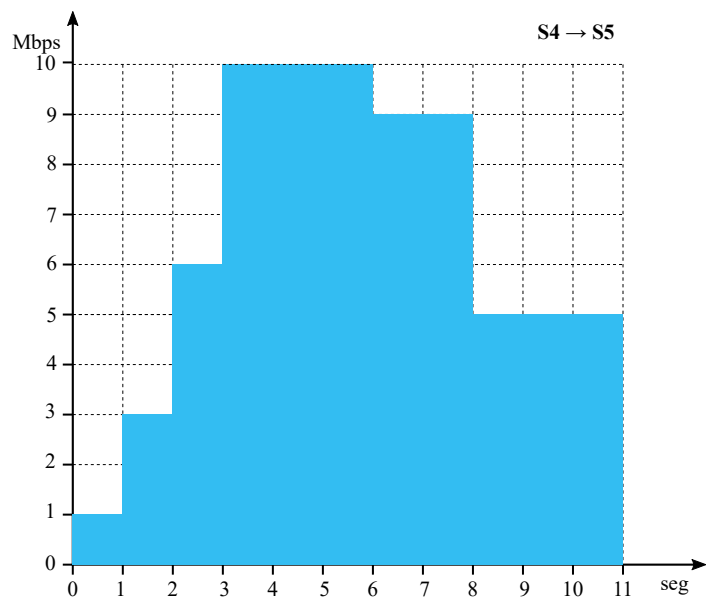
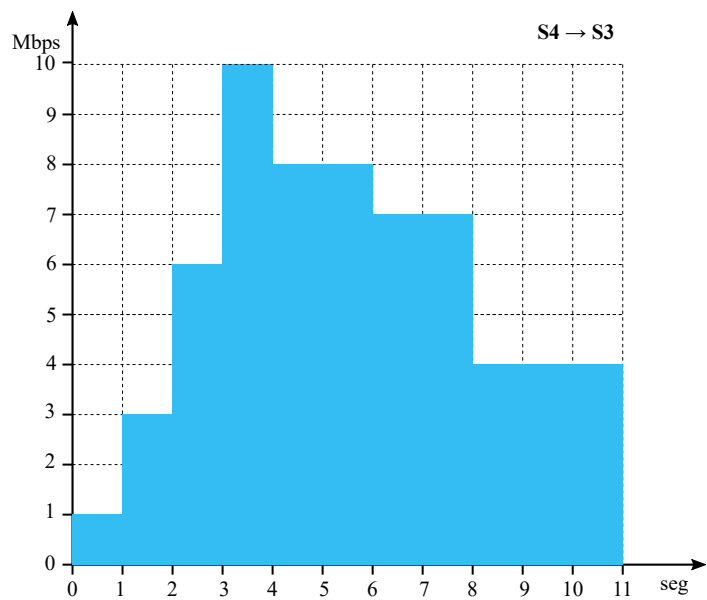
- $t = 10 : F \rightarrow C : 1$ trama



La tabla MAC de S4, con los instantes de tiempo:

S4		
t	MAC	Puerto
0	A	1
4	C	2
6	B	1
7	D	2
8	F	0

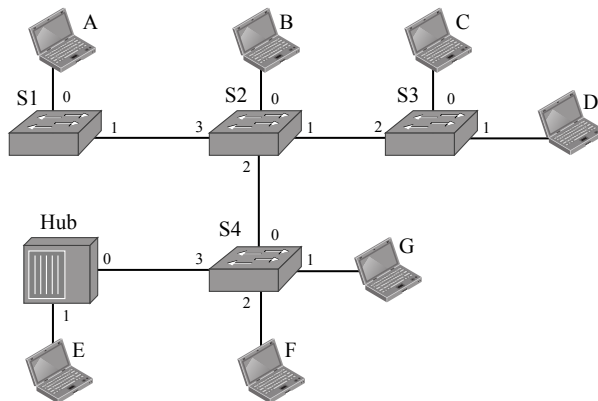
Por lo tanto, el ancho de banda en los enlaces $S4 \rightarrow S3$ y $S4 \rightarrow S5$:



Ref: 4-F-10

Problema:
4.47

Una pequeña red sigue la topología de la figura. Los conmutadores acaban de reiniciarse por un problema de alimentación en su armario de equipos por lo que sus tablas de relación (MAC, puerto) están vacías.



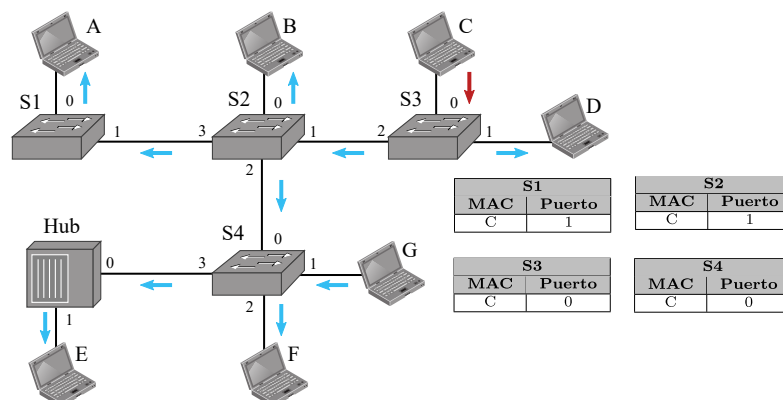
Tras cada uno de los siguientes eventos complete una fila de la tabla indicando las direcciones que habrá en las tablas de los conmutadores al terminar el suceso. Cada evento sucede a continuación del anterior, y por lo tanto, los conmutadores parten del estado anterior.

- PC *C* envía una trama Ethernet. MAC origen = *C*, MAC destino = *broadcast*.
- PC *D* envía una trama Ethernet. MAC origen = *D*, MAC destino = *C*.
- PC *F* envía una trama Ethernet. MAC origen = *F*, MAC destino = *E*.
- PC *B* envía una trama Ethernet. MAC origen = *B*, MAC destino = *C*.
- PC *D* envía una trama Ethernet. MAC origen = *D*, MAC destino = *B*.

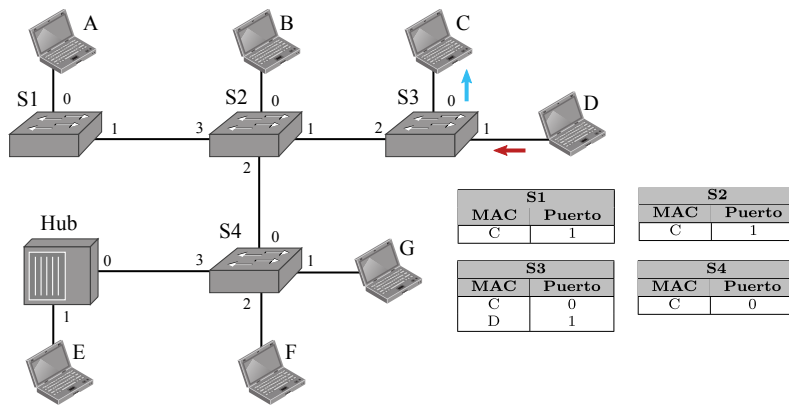
Resolución:

En cada instante, las tablas MAC de los switches tienen el siguiente contenido:

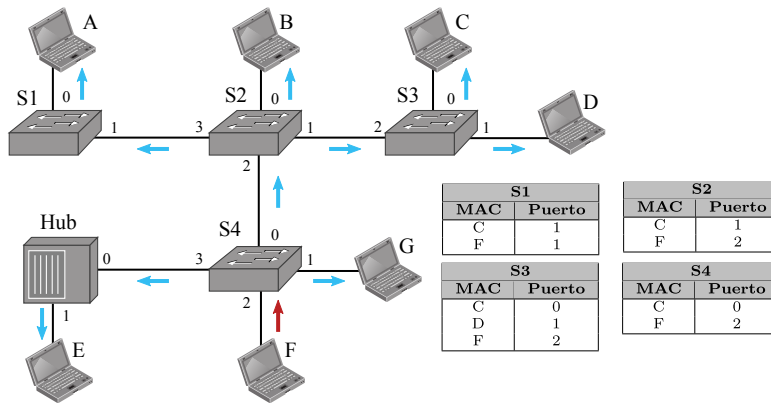
- PC *C* envía una trama Ethernet. MAC origen = *C*, MAC destino = *broadcast*.



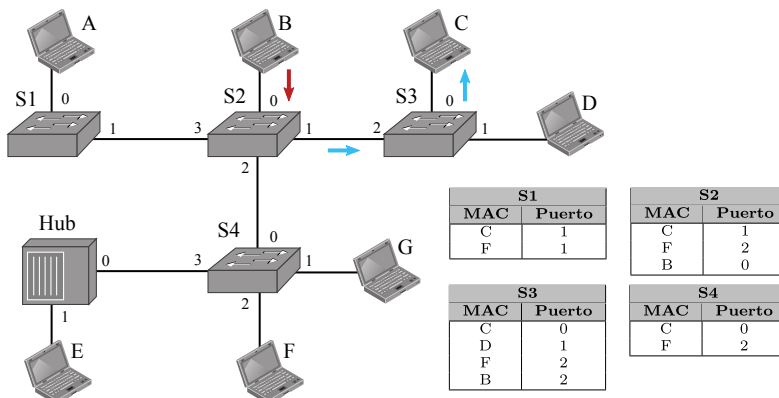
- PC *D* envía una trama Ethernet. MAC origen = *D*, MAC destino = *C*.



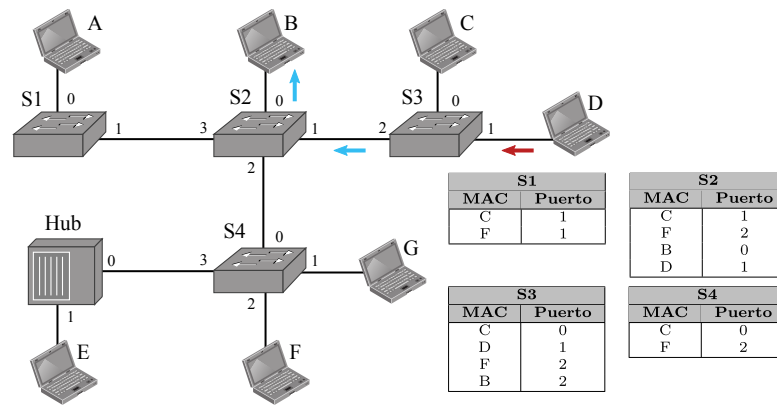
c) PC *F* envía una trama Ethernet. MAC origen = *F*, MAC destino = *E*.



d) PC *B* envía una trama Ethernet. MAC origen = *B*, MAC destino = *C*.



e) PC *D* envía una trama Ethernet. MAC origen = *D*, MAC destino = *B*.



Ref: 4-F-13

Problema:
4.48

Dado un conmutador Ethernet cuya tabla de direcciones MAC aprendidas contiene en un cierto instante la información que se ve en la tabla. Indique las acciones que llevará a cabo el conmutador ante las siguientes tramas Ethernet (estas acciones pueden ser sobre la trama y/o sobre la tabla):

MAC-address	Port
00:08:43:45:ac:d2	0
00:1e:ef:54:23:a3	1
00:11:22:ef:54:55	0
00:00:cd:dc:00:00	1
00:aa:bb:1e:34:33	2
00:98:76:78:e5:22	2
00:dd:cc:dd:44:34	3
00:45:69:e9:12:12	2

- MAC origen 00:08:ef:fe:09:90, MAC destino 00:1e:ef:54:23:a3, llega por el puerto 1.
- MAC origen 00:aa:bb:1e:34:33, MAC destino 00:00:ee:dc:c0:00, llega por el puerto 2.
- MAC origen 00:00:cd:dc:00:00, MAC destino 00:11:21:23:22:ae, llega por el puerto 3.
- MAC origen 00:dd:cc:dd:44:34, MAC destino 00:08:ef:fe:09:90, llega por el puerto 3.
- MAC origen 00:45:69:e9:12:12, MAC destino 00:98:76:78:e5:22, llega por el puerto 2.
- MAC origen 00:dd:cc:dd:44:34, MAC destino 00:1e:ef:54:23:a3, llega por el puerto 1.

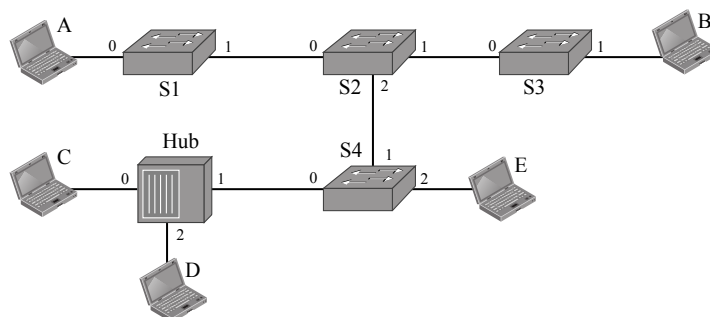
Resolución:

- Aprende la dirección origen y reenvía por puerto 1.
- Difunde por todos los puertos, excepto puerto 2.
- Actualiza puerto con MAC origen, del 1 al 3. Difunde por todos los puertos, excepto puerto 3.
- Difunde por todos los puertos, excepto puerto 3.
- Retransmite por puerto 2.
- Actualiza puerto con MAC origen, del 3 al 1.

Ref: 4-F-16

Problema:
4.49

La figura muestra una red de área local Ethernet formada por 4 conmutadores y un Hub. Todos los conmutadores tienen puertos 10/100Base-T/TX y el Hub es 10Base-T. Todos los cables son de menos de 100m categoría 5.



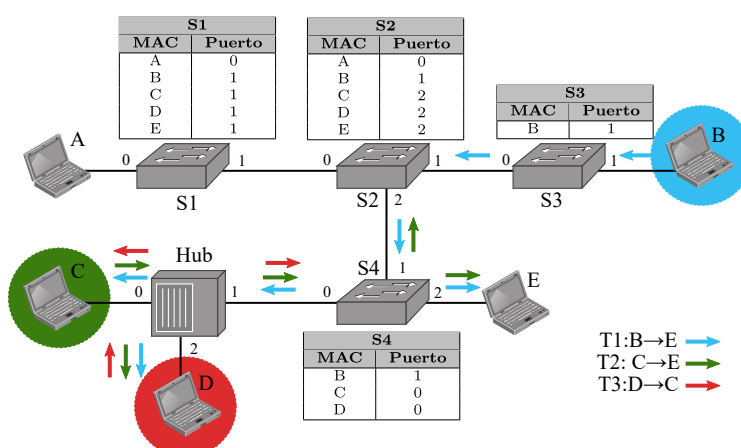
La red lleva un tiempo funcionando y todos los equipos han completado sus tablas de relación dirección MAC-puerto (todos los hosts han enviado alguna trama dirigida a la dirección MAC de broadcast). En cierto instante se reinician los conmutadores S3 y S4.

Las siguientes tramas se envían con suficiente separación para que haya terminado de reenviarse una por todos los equipos antes de comenzar el envío de la siguiente (topología de la figura).

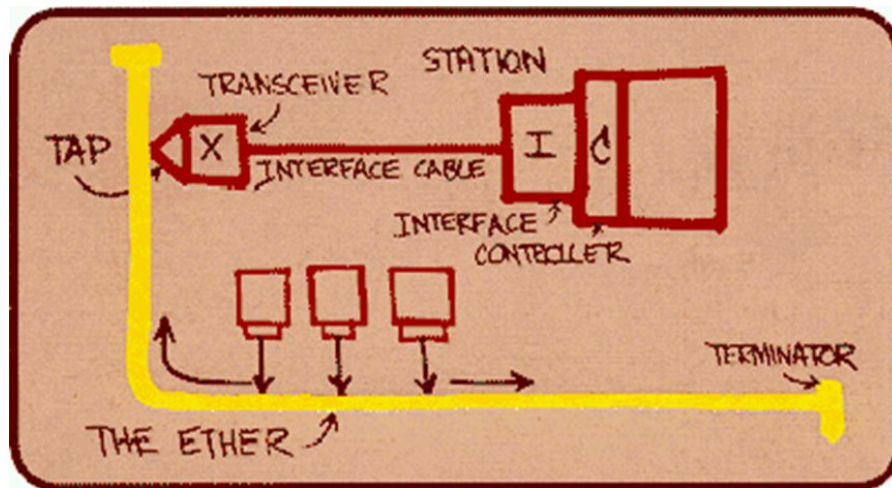
- T1: Dirección MAC origen la del interfaz de host B, destino de host E.
- T2: Dirección MAC origen la del interfaz de host C, destino de host E.
- T3: Dirección MAC origen la del interfaz de host D, destino de host C.

A partir de la topología propuesta, indique los PCs y conmutadores a los que llegarán esas tramas (a sus interfaces de red aunque decidan no leerlas). Asimismo, tras completarse el envío, indique cómo han quedado todas las tablas de relación MAC-puerto (suponiendo que no caducan entradas en los conmutadores).

Resolución:



G



- ☐ Ethernet
- ☐ Colisiones
- ☐ Rendimiento
- ☐ Tamaño mínimo de trama
- ☐ Relleno de trama (*padding*)
- ☐ Longitud de cable
- ☐ Tamaño de slot
- ☐ Retroceso exponencial binario

Ref: 4-G-02

Problema:
4.50

Justifica la restricción del tamaño mínimo de trama de 64bytes en el protocolo Ethernet 10BaseT, en base al estándar, sabiendo que se permite un retardo en la propagación de la señal de $25\mu s$, incluidos los retardos de los repetidores y duplicando el valor por razones de seguridad.

Resolución:

El estándar IEEE 802.3 permite una longitud total de cable (con repetidores) de 2,5km lo cual implica que, en el peor de los casos, el retardo en la propagación de la señal, para que la señal recorra dos veces esta distancia, sería de unos $50\mu s$.

Necesitamos un tamaño mínimo de trama para que, si hay colisión, la fuente tenga tiempo de enterarse, antes de que termine su tiempo de transmisión y considere satisfactoria la transmisión de la trama actual. Esta longitud de trama se calcula de una manera muy sencilla, a partir de la tasa de bit de la red y del tiempo de transmisión, ambos parámetros fijos para una determinada red.

En una red Ethernet, la tasa de bits es $R = 10\text{Mbps}$ y el tiempo de propagación entre los extremos es de $t_p = 25\mu s$. Sabemos que para que una colisión pueda ser detectada, el tiempo de transmisión de trama (t_t) ha de ser igual o mayor al doble del tiempo de propagación (t_p), por lo tanto:

$$L = t_t \cdot R = 50\mu s \cdot 10\text{Mbps} = 500\text{bits} = 64\text{bytes}$$

Ref: 4-G-03

Problema:
4.51

La red FastEthernet es a 100 Mbps, mantiene el tamaño de paquete mínimo pero reduce la distancia máxima alcanzable. ¿Por qué y a qué valor lo reduce?

Resolución:

Para detectar una colisión se ha de cumplir que el tiempo de transmisión de la trama mínima (64 bytes) sea superior al doble del tiempo de propagación. Entonces, en FastEthernet, al mantener la longitud de trama y aumentar la velocidad, se ha de cumplir:

$$t_t = \frac{64 \cdot 8 \text{ bit}}{100 \text{ Mbps}} \geq 2t_p$$

donde se obtiene que $t_p = 2,56 \mu s$ y una distancia de 512 m, que tomando de nuevo el margen de seguridad (del doble) se redondea en 200 m, que es la distancia nodo a nodo en FastEthernet, lo que implica 100 m de distancia entre nodo y conmutador central.

Ref: 4-G-05Problema:
4.52

Calcula el tiempo de necesario (en μs) que ha de esperar una estación 100 BaseT para retransmitir una trama tras 4 ranuras.

Sol: 20,48 μs

Ref: 4-G-07

Problema:
4.53

Una red CSMA/CD tiene un ancho de banda de 10 Mbps. Si el tiempo máximo de propagación (incluidos retardos de dispositivos e ignorando el tiempo necesario para enviar la señal de colisión) es $25,6 \mu s$. ¿Cuál es el tamaño mínimo de trama?

Sol: 64 bytes

Ref: 4-G-08

Problema:
4.54

Sea la Ethernet Estándar con longitud de cable de 2500 m y tamaño de trama de 512 bits. Si la velocidad de propagación de la señal en el cable es 2×10^8 m/s. Calcula la eficiencia.

Resolución:

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

$$t_p = \frac{D}{V} = \frac{2500 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 12,5 \mu\text{s}$$

La Ethernet estándar establece una tasa de transmisión de 10 Mbps, por tanto, si L es la longitud de trama y R es la tasa de transmisión al medio, entonces, el tiempo de transmisión:

$$t_t = \frac{L}{R} = \frac{512 \text{ bit}}{10 \text{ Mbps}} = 51,2 \mu\text{s}$$

luego, tenemos que:

$$a = \frac{t_p}{t_t} = \frac{12,5 \mu\text{s}}{51,2 \mu\text{s}} = 0,24$$

por tanto, la utilización de la Ethernet Standard:

$$\eta = \frac{1}{1 + 5,42a} = 0,43$$

De donde se obtiene las siguientes conclusiones:

- Un valor de $a = 0,24$ indica que sólo el 0,24 de una trama ocupa la totalidad del medio.
- Una eficiencia del 43 % significa que el 57 % del medio está ocupado, pero no utilizado por ninguna estación.

Ref: 4-G-10

Problema:
4.55

Una LAN CSMA/CD (no la IEEE 802.3) a 10 Mbps y 1 km de longitud tiene una velocidad de propagación de $200\text{ m}/\mu\text{s}$. En este sistema no se permiten repetidores. Trama de datos de 256 bits de longitud, incluidos 32 bits de encabezado, CRC y otra sobrecarga incluida. La primera ranura de bits tras una transmisión exitosa se reserva para que el receptor capture el canal y envíe una trama de confirmación de recepción de 32 bits. ¿Cuál es la tasa de datos efectiva, excluyendo la sobrecarga y suponiendo que no hay colisiones?

Sol: 3,8 Mbps

Ref: 4-G-11Problema:
4.56

Un paquete IP que se transmitirá a través de una Ethernet tiene 60 bytes de longitud, incluyendo todos los encabezados. Si suponemos no se utiliza LLC y que la cabecera Ethernet son 18 bytes, ¿se necesita relleno en la trama Ethernet, y de ser así, cuántos bytes?

Resolución:

La longitud mínima de la trama Ethernet es 64 bytes, incluidos todos los campos de la cabecera y el trailer. Si la cabecera Ethernet son 18 bytes, y el paquete IP que va a ser encapsulado son 60 bytes, en total el tamaño de trama es 78 bytes, que excede los 64 bytes de trama mínima, por lo tanto, no es necesario relleno.

Ref: 4-G-14

Problema:
4.57

Supongamos disponemos de un concentrador (hub) de 12 puertos a 10 Mbps y un conmutador (switch) de 12 puertos a 10 Mbps, y que tenemos que dotar a ambos dispositivos, de un nuevo puerto de subida, para ambos equipos, ¿cuál será la velocidad máxima que necesitaremos en este nuevo puerto?

Resolución:

- En el caso del **concentrador**, 10 Mbps, porque el concentrador o hub es un medio compartido, y no va a generar más tráfico entre todos los puertos que los 10 Mbps nominales. Internamente entre todos los puertos, el tráfico total generable es de 10 Mbps, por lo tanto, en el peor caso, todo este tráfico será de salida (subida), y por tanto, nunca superior a 10 Mbps.
- En el caso del **conmutador**, 120 Mbps, porque en el peor caso, todas las máquinas conectadas a cada puerto pueden acceder a la máxima velocidad, 10 Mbps, y como no interfieren entre sí, el valor de acceso de subida (troncal) debe ser 12×10 Mbps.

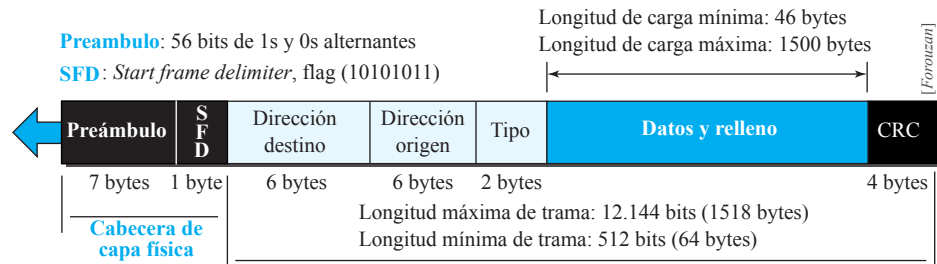
Ref: 4-G-15

Problema:
4.58

Explica, detalladamente, los campos de la trama Ethernet IEEE 802.3.

Resolución:

Una trama IEEE 802.3 se compone de los siguientes campos:



- **Preámbulo** (*Preamble*): es un conjunto de 7 bytes con el siguiente patrón: 10101010. Tiene funciones de sincronización entre transmisor y receptor.
- **Delimitador de Comienzo de Trama** (*SFD, Start Frame Delimitador*): sirve para indicar el comienzo de la trama 10101011 y que el receptor localice el primer bit del resto de la trama. No existe delimitador final de trama. El fin de la trama se determinará por el campo indicador de longitud de datos de nivel superior.
- **Direcciones Destino/Origen** (*DA/SA, Destination Address/Source Address*): el primer campo sirve para indicar la estación o estaciones que deberán recibir la trama, y el segundo, la estación emisora de la trama. Aunque la especificación permite 2 ó 6 bytes, la práctica normal es usar 6 bytes (48 bits). Los fabricantes de tarjetas de comunicaciones situarán su identificación en los primeros bytes.
- **Longitud** (*Length*): indica el número de bytes de la trama LLC. Si el valor es menor que el mínimo requerido, se añade un campo de relleno (PAD). La longitud del campo de relleno, si lo hubiera, se determina por el tamaño del campo de datos aportado por el LLC, el mínimo tamaño de trama y el tamaño del resto de los campos.
- **Datos** (*DATA*): CSMA requiere un tamaño mínimo de la trama de 64 bytes (sin contar el preámbulo y el delimitador de comienzo), para ello se dispone de un campo de relleno de 46 bytes. El tamaño máximo de los datos son 1.500 bytes.
- **Secuencia de Verificación de Trama** (*FCS, Frame Check Sequence*): campo de 4 bytes de código de redundancia cíclica que se aplica sobre todos los campos excepto el Preámbulo, SFD y el propio FCS.

En resumen, el número de bytes de control en el estándar IEEE 802.3 son 26 bytes (con direcciones de 6 bytes). El tamaño máximo de la trama son 1518 bytes, y el tamaño mínimo son 64 bytes (sin contar el preámbulo y el delimitador de comienzo). Contando estos campos, los tamaños mínimos y máximos oscilan entre 72 y 1526 bytes. El tamaño mínimo de la trama especificado en el estándar implica una limitación de distancia a la que tienen que estar situadas las estaciones más alejadas para que se cumpla que $t_t > 2t_p$, condición indispensable en CSMA/CD.

Ref: 4-G-17

Problema:
4.59

¿Cuál es el equivalente hexadecimal a la siguiente dirección Ethernet expresada en binario?

01011010 00010001 01010101 00011000 10101010 00001111

Resolución:

5A:11:55:18:AA:0F

Ref: 4-G-18

Problema:
4.60

¿Cómo aparece la dirección Ethernet 1A:2B:3C:4D:5E:6F transmitido en línea en binario?

Resolución:

Los bytes se envían de izquierda a derecha. No obstante, los bits en cada byte se envían desde el menos significativo (más a la derecha) hasta el más significativo (más a la izquierda):

- La siguiente secuencia es la conversión de hexadecimal a binario (los espacios en blanco se mantienen por motivos de claridad).

00011010 00101011 00111100 01001101 01011110 01101111

- La siguiente secuencia corresponde a cómo son, realmente, transmitidos por la línea:

01011000 11010100 00111100 10110010 01111010 11110110

Ref: 4-G-19**Problema:**
4.61

¿Si una dirección Ethernet destino es 07:01:02:03:04:05, a qué tipo de dirección corresponde (unicast, multicast o broadcast)?

Sol: Multicast, porque ...

Ref: 4-G-20

Problema:
4.62

Una subcapa MAC recibe 42 bytes de datos del nivel superior. ¿Cuántos bytes de relleno (*padding*) será necesario añadir a los datos?

Resolución:

El tamaño mínimo del campo Datos en Ethernet standard es 46 bytes. Por lo tanto, necesitamos añadir 4 bytes de relleno a los datos ($46 - 42 = 4$).

Ref: 4-G-22

Problema:
4.63

Supongamos la longitud del cable de una 10Base5 es 2500 m. Si la velocidad de propagación de la señal en el cable coaxial grueso es 2×10^8 m/s, ¿cuánto tardará un bit en viajar a lo largo de todo el cable? Supongamos que hay un retardo en la electrónica de $10 \mu\text{s}$.

Sol: $22,5 \mu\text{s}$

Ref: 4-G-25

Problema:
4.64

Las tramas Ethernet tienen un tamaño mínimo de 64 bytes de longitud para asegurar que el dispositivo permanezca transmitiendo en el caso que se produzca una colisión en el extremo más alejado del cable. La siguiente versión, Fast Ethernet, tiene el mismo tamaño mínimo de trama de 64 bytes pero puede recibir los datos a una velocidad diez veces más rápido. ¿Cómo es posible mantener el mismo tamaño mínimo de trama?

Resolución:

Porque el retardo máximo en Fast Ethernet es 1/10 del Ethernet.

Ref: 4-G-32

Problema:
4.65

Supongamos las estaciones A y B las únicas en una red Ethernet. Cada estación tiene una tasa constante y estable de tramas para enviar. Ambas estaciones A y B intentan transmitir una trama, colisionan, y A gana (transmite) la primera vuelta de backoff. Al final de esta transmisión con éxito de A, ambas estaciones A y B intentan transmitir y vuelven a colisionar. ¿Cuál es la probabilidad de que A vuelva a ganar este segunda vuelta de backoff?

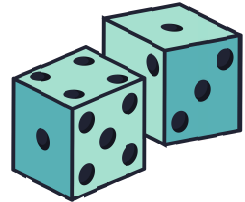
Sol: $P = 0,625$

Ref: 4-G-33

Problema:
4.66

Indicamos con i el número de time-slots (ranuras) que una estación Ethernet decide esperar después de una colisión utilizando el algoritmo de retroceso exponencial binario. Después de la quinta colisión:

- ¿Cuál es la probabilidad que el valor de i que escoja una estación sea menor o igual que 4?
- ¿A cuántos μs corresponde el retardo si $i = 4$ en una Ethernet de 10 Mbps?

**Resolución:**

- En la colisión 5, se genera un número entre 0 y $(2^5 - 1) = 31$.

Si la probabilidad de una espera determinada es $p = 1/32$, entonces, la probabilidad de que la espera sea 0 ó 1 ó $\dots$ 4 slots:

$$P[i \leq 4] = \frac{5}{32} = 0,15625 \rightarrow 15,625 \%$$

- Con $i = 4$, indica que ha tenido que esperar el tiempo equivalente a la transmisión de 4 tramas de tamaño mínimo (64 bytes), considerando la tasa de transferencia de $R = 10 \text{ Mbps}$ de Ethernet:

$$t = \frac{4 \cdot 64 \cdot 8 \text{ bit}}{10 \text{ Mbps}} = 204,8 \mu s$$

Ref: 4-G-34

Problema:
4.67

¿Aparte de los problemas que ocasiona la atenuación de la señal, por qué otro motivo está limitada la longitud máxima de cable coaxial entre los computadores más alejados en una red Ethernet?

Resolución:

Para acotar el tamaño mínimo de la trama.

Si la longitud máxima fuera mayor, sería mayor el retardo de propagación, tendría que ser mayor el tamaño mínimo de trama y repercutiría en el rendimiento global de la red.

Ref: 4-G-37

Problema:
4.68

Supongamos una LAN destinada a tráfico de paquetes de datos y voz. Discute qué requisitos son necesarios para manejar tráfico de voz en protocolos de *reserva*, *sondeo*, *token ring*, *Aloha* y *CSMA-CD*. ¿Qué cambios serían necesarios para tráfico de paquetes de datos?

Resolución:

El tráfico de voz es sensible al retardo, por lo tanto, los protocolos de acceso al medio (MAC) deben de asegurar que el retardo sufrido por los paquetes de voz están en unos márgenes aceptables para los requisitos de calidad de servicio especificados.

Los sistemas de reserva, sondeo y token ring utilizan un mecanismo de planificación para el control de acceso al medio por lo que son apropiados para proporcionar un rendimiento de retardo predecible. Por otro lado, los protocolos de acceso aleatorio (Aloha y CSMA/CD) presentan una mayor variabilidad en retardo.

- *Reserva*: los mecanismos de reserva pueden proporcionar unos rendimientos cercanos a la multiplexión por división de tiempo, por lo tanto, muy apropiados para el tráfico de voz.
- *Sondeo (Polling)*: los mecanismos de sondeo se pueden configurar para proporcionar un límite máximo de ciclo de tiempo. Estos mecanismos proporcionan un límite de tiempo garantizado para el tráfico de voz.
- *Token ring*: limita el tiempo de transmisión por token para permitir un valor máximo de tiempo de rotación de token.
- *Aloha* y *CSMA/CD*: utilizan mecanismos de acceso aleatorios para el control de acceso al medio. La productividad y retardo se ven afectados por la carga de tráfico. En situaciones de elevada carga, los paquetes experimentan largos retardos. Para cumplir los requisitos de tráfico de voz, la carga de tráfico máxima debería mantenerse muy baja en el caso de Aloha y relativamente baja en CSMA/CD. En la práctica, CSMA/CD se puede modificar para proporcionar diferentes prioridades de nivel de acceso. En definitiva, rendimientos de bajo retardo se puede conseguir mediante la configuración de prioridad alta al tráfico de voz.

En relación al tráfico de datos, normalmente no es sensible al retardo, pero requiere bajas pérdidas. En el caso de transportar ambos protocolos de forma simultánea, se tiene que proporcionar bajo retardo con bajas pérdidas de paquetes. En general, esta situación se consigue asignando al tráfico de voz alta prioridad sobre el tráfico de datos.

Ref: 4-G-38

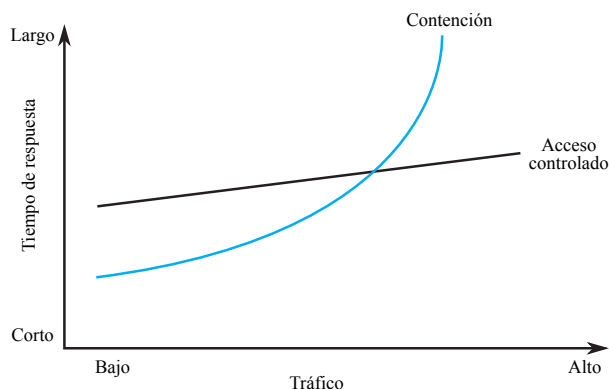
Problema:
4.69

En las siguientes condiciones de carga, ¿qué LAN tiene un retardo menor, Ethernet o Token ring?

- Carga baja.
- Carga alta.

Resolución:

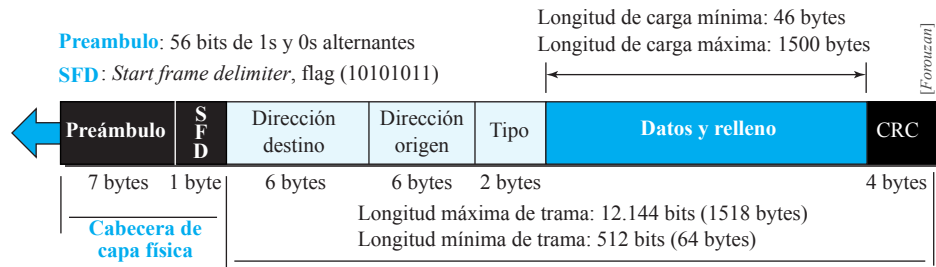
- Ethernet (*contención*) tiene un retardo menor en carga baja. En Ethernet con carga alta, empieza a aparecer la contención en el canal, que está cercano al tiempo de transmisión de trama. En token ring, sin embargo, siempre hay un retardo adicional provocado por la circulación del token en el anillo.
- Token ring (*acceso controlado*) tiene un retardo menor en condiciones de carga alta. En Ethernet hay una mayor contención en el canal, la mayor parte del tiempo se gasta en colisiones y esperas debidas al algoritmo de *backoff*, por lo tanto, las tramas experimentan un retardo mayor y una mayor variabilidad en el retardo. En contraste, token ring proporciona a cada estación, de forma ordenada y con acceso *round-robin* al canal mediante el paso del token. Cuando el número de tramas por token está limitado, y las tramas son de longitud fija, token ring puede garantizar un retardo máximo para cada estación.



Ref: 4-G-42

Problema:
4.70

Dado el estándar IEEE 802.3 con el formato de trama de la figura, longitud del medio de 500 m y velocidad de propagación la mitad de la velocidad de la luz.



Calcula:

- Tiempo máximo y mínimo de transmisión de trama.
- ¿Cuántos bits se transmitirán para que un nodo determine si se ha producido colisión?

Resolución:

- En IEEE 802.3, la tasa de transmisión es 10 Mbps, por lo tanto, el tiempo de transmisión de bit:

$$T_{bit} = \frac{1}{\text{tasa de bits}} = \frac{1}{10 \text{ Mbps}} = 100 \text{ ns}$$

Atendiendo al formato de trama, y sus tamaños máximos y mínimos, el tiempo para transmitir una trama, viene dado por:

$$T_{\text{máx}} = (7 + 1 + 6 + 6 + 2 + 1500 + 4) \cdot 8 \cdot 100 \text{ ns} = 1,2 \text{ ms}$$

$$T_{\text{mín}} = (7 + 1 + 6 + 6 + 2 + 46 + 4) \cdot 8 \cdot 100 \text{ ns} = 58 \mu\text{s}$$

- Si suponemos la velocidad de propagación $1/2c$, el tiempo de propagación en 500 m, viene dado por:

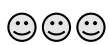
$$T_{500m} = \frac{500 \text{ m}}{1,5 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 3,33 \mu\text{s}$$

y en ese tiempo, la cantidad de bits transmitidos será:

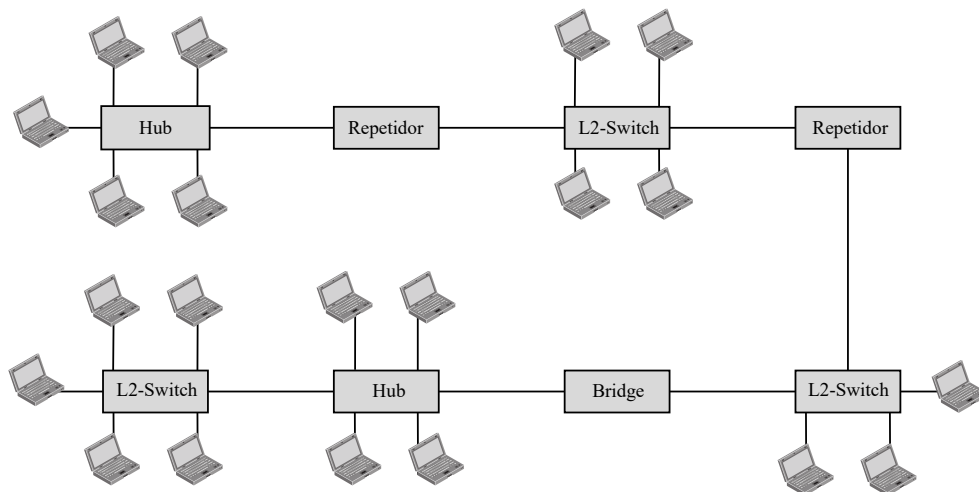
$$\text{Bits} = \frac{T_{500m}}{T_{bit}} = \frac{3,33 \mu\text{s}}{100 \text{ ns/bit}} = 33,33 \text{ bit}$$

Por lo tanto, si dos nodos están separados 500 m necesita transmitir más de 33 bits antes de determinar si se ha producido colisión.

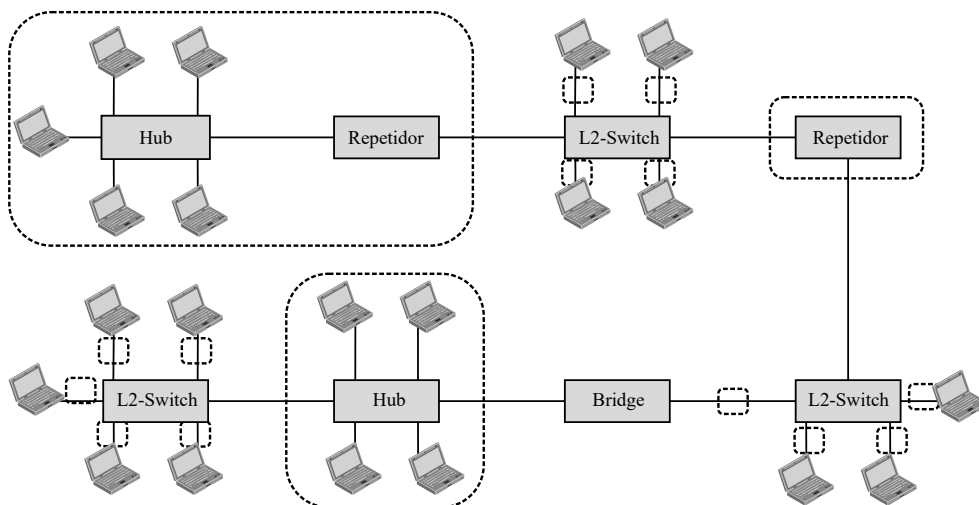
Ref: 4-G-46

Problema:
4.71

Representa todos los dominios de colisión en la topología de red adjunta.



Resolución:



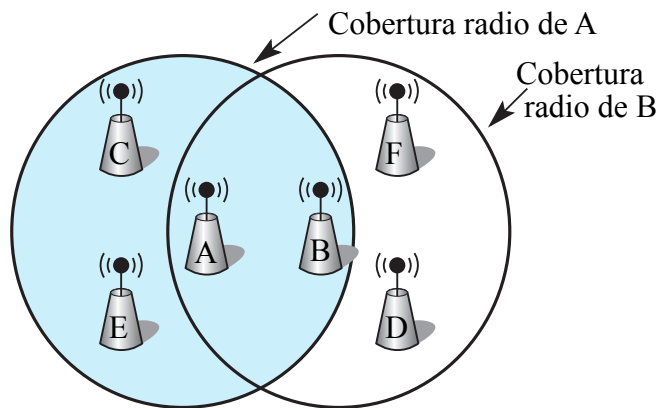
Ref: 4-G-47**Problema:**
4.72

En relación a los bridges y/o switches:

- a) ¿Por qué los bridges y switches no necesitan direcciones físicas ó lógicas?
- b) ¿Qué información almacenan en sus tablas de reenvío?

Resolución:

- a) Los switches o bridges no necesitan ningún tipo de dirección para realizar sus funciones, que son el filtrado y la retransmisión de tramas, ya que ellos no participan activamente en la comunicación. Operan de forma transparente, igual que los dispositivos de nivel físico.
- b) Almacenan qué dispositivos son accesibles por cada puerto.

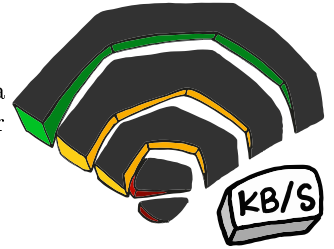
$$H$$


- ☐ Wireless LANs
- ☐ Nodo oculto
- ☐ No expuesto
- ☐ Espacio inter trama (IFS)
- ☐ NAV

Ref: 4-H-01

Problema:
4.73

Suponga una LAN 802.11b de 11 Mbps transmite tramas de 64 bytes con carga pesada (envío de tramas sin pausa), a través de un canal radio con tasa de error de bits de 10^{-7} . ¿Cuántas tramas por segundo resultarán dañadas en promedio?



Sol: $\approx 1,1$ trama/s

Ref: 4-H-02

Problema:
4.74

¿Por qué la técnica de detección de colisiones (CSMA/CD) no se puede implementar en redes inalámbricas?

Resolución:

Por varias razones:

- Por las propias limitaciones del equipo de radio, los dispositivos no pueden transmitir y recibir de forma simultánea.
- Los nodos en una red inalámbrica no están completamente conectados todos con todos, por lo que, una transmisión generada por un nodo puede no ser escuchada por un nodo en el extremo opuesto, pero si por un nodo intermedio a medio camino (nodo expuesto). Si los nodos extremos transmiten a la vez, el nodo intermedio vería la colisión pero no los nodos extremos, porque la señal del otro nodo no llega, o llega muy atenuada.

Ref: 4-H-03

Problema:
4.75

En comunicación IEEE 802.11, el tamaño del campo de datos es 1200 bytes y 34 bytes de cabecera. La estación decide fragmentar la trama en tres fragmentos, cada uno de 400 bytes de carga.

- ¿Cuál debe ser el tamaño de la trama de datos para que no se produzca fragmentación?
- ¿Cuál es el tamaño de cada trama después de fragmentación?
- ¿Cuántos bytes en total se envían después de la fragmentación?
- ¿Cuántos bytes extra se envían después de la fragmentación?

**Resolución:**

Cada trama IEEE 802.11 tiene 34 bytes de overhead añadidos a la carga (cuerpo de la trama) procedente del nivel superior (ignoramos preámbulo y resto de campos), por lo tanto:

$$\text{Tamaño trama} = \text{tamaño carga} + 34$$

- Sin fragmentación, el tamaño de la trama sería $1200 + 34 = 1234$ bytes.
- El tamaño de cada fragmento es $400 + 34 = 434$ bytes.
- El total de bytes enviados es $3 \times 434 = 1302$ bytes.
- Los bytes extra enviados son $1302 - 1234 = 68$ bytes.

Ref: 4-H-04

Problema:
4.76

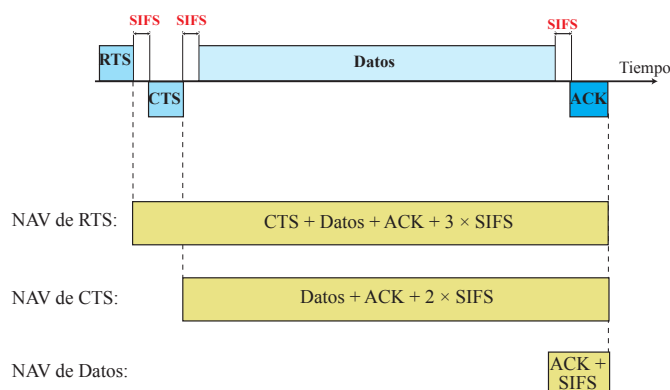
En una red IEEE 802.11, estación A envía una trama de datos (no fragmentada) a estación B. Supongamos el tiempo de transmisión para RTS, CTS y ACK de $4\mu s$ cada una. El tiempo de transmisión para la trama de datos es $40\mu s$, la duración de SIFS establecida a $1\mu s$. Suponemos despreciable el tiempo de propagación. Considerar que cada una de las tramas necesita establecer la duración de NAV para el resto del tiempo que el medio necesita estar reservado hasta completar la transacción.



¿Cuál debería ser el valor (en μs) del periodo NAV para cada una de las siguientes tramas: RTS, CTS, datos y ACK?

Resolución:

Para comprender el valor de NAV necesario para cada trama, primero mostraremos la línea de tiempo para cada transacción y el NAV (ignorando el tiempo de propagación):



A partir de la figura, tenemos las siguientes duraciones de NAV:

$$RTS = 4 + 40 + 4 + 3 \times 1 = 51 \mu s$$

$$CTS = 40 + 4 + 2 \times 1 = 46 \mu s$$

$$Datos = 4 + 1 = 5 \mu s$$

$$ACK = 0 \mu s. \text{ Después de transmitir el ACK, no hay necesidad de reservar el canal.}$$

Ref: 4-H-06

Problema:
4.77

Consideremos cinco estaciones inalámbricas, A, B, C, D y E, con los siguientes rangos de transmisión:

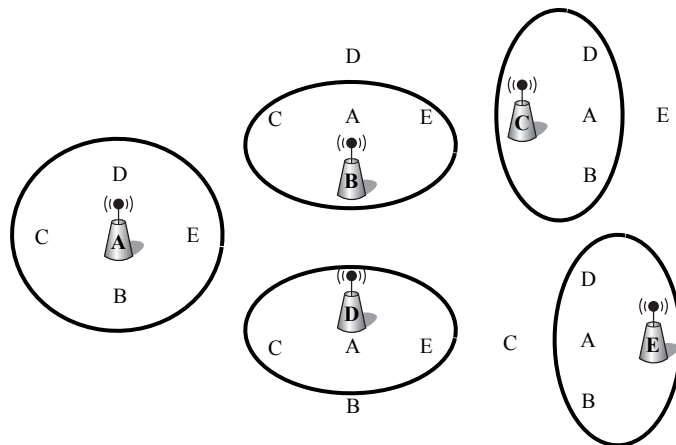
- A puede comunicar con todas las otras estaciones.
- B puede comunicar con A, C y E.
- C puede comunicar con A, B y D.
- D puede comunicar con A, C y E.
- E puede comunicar con A, D y B.

Determinar qué otra comunicación es posible en los siguientes escenarios:

- a) Cuando A está enviando a B.
- b) Cuando B está enviando a A.
- c) Cuando B está enviando a C.

Resolución:

Los rangos de transmisión están representados en los siguientes diagramas:



- a) Como todas las estaciones pueden ver el paquete de A, todas están expuestas a la comunicación de A, por tanto, ninguna otra comunicación es posible.
- b) Los paquetes de B son vistos por A, C y E, pero no por D. Por lo tanto:
 - E puede enviar a D, ó
 - A puede enviar a D, ó
 - C puede enviar a D, de forma simultánea.
- c) Este escenario es igual que (b).

Ref: 4-H-07

Problema:
4.78

Consideremos seis estaciones inalámbricas, de A hasta F, comunicando mediante protocolo MACA (*Multiple Access with Collision Avoidance*). ¿Es posible que se produzcan dos transmisiones de forma simultánea?

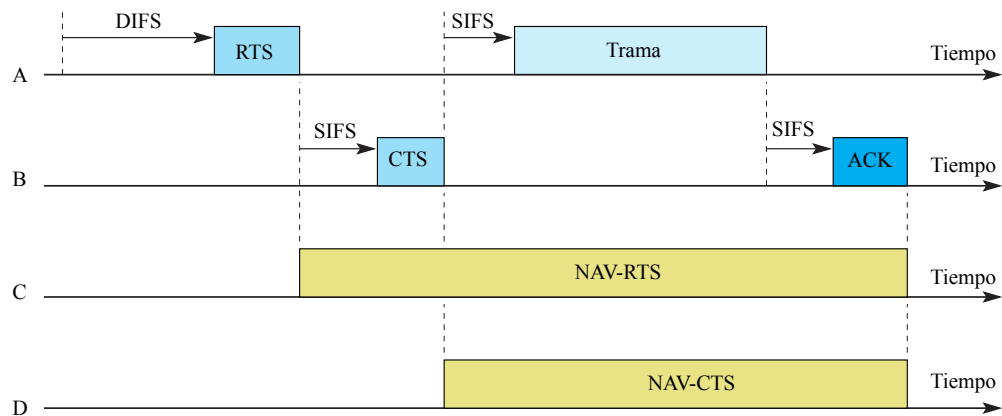
Resolución:

SI. Por ejemplo, supongamos las estaciones alineadas en una línea recta, de forma que cada estación sólo puede alcanzar al vecino más cercano. Entonces, A puede enviar a B, mientras que E puede enviar a F.

Ref: 4-H-08

Problema:
4.79

En la siguiente figura se muestran cuatro estaciones, A, B, C y D. ¿Cuál de las dos últimas estaciones crees que está más cerca de A?

**Resolución:**

Estación C es la más cercana a A ya que escucha la RTS y responde estableciendo la señal NAV. D no responde, por lo tanto, debe de estar fuera del radio de A.

Ref: 4-H-09

Problema:
4.80

Indica cuáles son los servicios de tráfico propuestos en el estándar IEEE 802.11, así como los métodos de acceso utilizados por cada uno de estos servicios.

Resolución:

- Servicio de datos asíncrono (DCF)
 - CSMA/CA
 - RTS/CTS
- Servicio con restricciones temporales (PCF)
 - PFC polling

Ref: 4-H-10Problema:
4.81

¿Bajo qué condiciones puede una estación transmitir después de realizar una espera correspondiente a un período *PIFS*?

Resolución:

PCF (Inter-Frame Space) sólo se aplica a puntos de acceso, por lo que las estaciones no pueden utilizarlo.

Ref: 4-H-11

Problema:
4.82

¿Por qué son los reconocimientos necesarios en el IEEE 802.11m pero no en el IEEE 802.3?

Resolución:

Hay importantes diferencias de comportamiento entre los medios alámbrico e inalámbrico, por lo que estos tienen diferentes requisitos.

Al contrario de las redes IEEE 802.3, los interfaces IEEE 802.11 no son capaces de detectar colisiones ya que no es posible realizar transmisión y recepción de forma simultánea. Además, las colisiones, el ruido en el canal y la atenuación de la señal tienen un impacto significativo en las tramas, siendo frecuentemente responsables de errores de bit.

Finalmente, en entornos de red inalámbricos, cualquier análisis realizado en el transmisor no tiene relevancia del punto de vista del receptor.

Ref: 4-H-12

Problema:
4.83

- a) Explica la relevancia del campo NAV en los servicios con y sin contención del IEEE 802.11.
- b) Proporciona ejemplos de tramas que incluyen dicho campo.

Resolución:

- a) El campo NAV contribuye a la detección de portadora ya que ofrece información de *virtual carrier sensing*. El valor de este campo sirve para informar a las estaciones cuanto tiempo estará ocupado el canal, y por lo tanto, durante este período, todas las estaciones evitan transmitir.
- b) Ejemplos de tramas que incluyen este campo son: Datos, RTS, CTS, Beacons y CF-End.

Ref: 4-H-13

Problema:
4.84

¿Puede un nodo interferir con las transmisiones de otro nodo posicionado a una distancia superior al radio de transmisión?

Resolución:

Es un escenario donde ambas estaciones, A y C, transmiten hacia B pero fuera del alcance una de la otra, provocando interferencias en B. El mecanismo RTS/CTS se ha propuestos para solucionar este problema.

$$A \longrightarrow B \longleftarrow C$$

Ref: 4-H-14

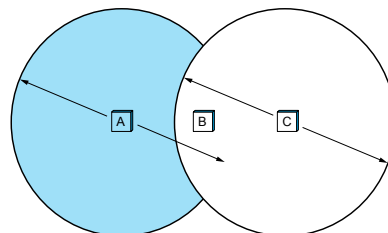
Problema:
4.85

¿Cómo puede interferir un nodo wireless con las comunicaciones de otro nodo cuando los dos nodos están separados por una distancia más grande que el rango de transmisión de cada nodo?

Resolución:

Es lo que se conoce por el **problema del nodo oculto**:

- El nodo A interfiere con la comunicación de $C \rightarrow B$.
- Y el nodo C interfiere con la comunicación de $A \rightarrow B$.



Ref: 4-H-15**Problema:**
4.86

¿Por qué la detección de colisión es más complejo en redes inalámbricas que en redes cableadas, como por ejemplo, Ethernet?

Resolución:

Mientras que en una red cableada, el emisor puede detectar colisión cuando ocurre, esto no es cierto en la inalámbricas. El problema del nodo oculto es una de las razones de la dificultad en detección de colisiones, además de la propia naturaleza half-dúplex de los enlaces wireless.

Ref: 4-H-16**Problema:**
4.87

¿Cómo se pueden detectar los nodos terminales ocultos en redes IEEE 802.11?

Resolución:

IEEE 802.11 utiliza el mecanismo RTS-CTS para intentar localizar los terminales ocultos. Un nodo que tiene datos para enviar comienza enviando un paquete corto RTS indicando que le gustaría enviar datos, y el receptor responde con un CTS, el cual es también probablemente recibido por los nodos que están al alcance del receptor pero ocultos al emisor. Aunque este mecanismo no evita las colisiones, el hecho es que RTS y CTS son paquetes cortos que disminuyen la probabilidad de colisión.

Ref: 4-H-19

Problema:
4.88

¿Por qué es necesario CSMA/CA en redes wireless?

Resolución:

En redes wireless está el problema del terminal/estación oculto, donde algunas estaciones pueden no ser vistas/detectadas en la transmisión entre otros dispositivos. Para asegurar que todas las estaciones comparten el medio de transmisión correctamente, wireless LAN utiliza una versión de protocolo de acceso denominado CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access With Collision Avoidance*). En lugar de depender de recibir todas las transmisiones del resto de estaciones, el CSMA/CA utilizado en wireless LANs establece una pequeña transmisión con el receptor antes de iniciar la transmisión. La idea es que si ambos dispositivos, emisor y receptor, transmiten un mensaje, el resto de dispositivos en el rango de ambos dispositivos tengan constancia de que se va a iniciar una transmisión.

Ref: 4-H-20

Problema:
4.89

Explica por qué el problema del nodo oculto se puede resolver mediante el protocolo CSMA/CA.

Resolución:

El problema de la estación oculta sucede en LAN inalámbrica si utiliza protocolo de acceso CSMA. Supongamos las estaciones A, B, C y D alineadas en una línea de izquierda a derecha. Supongamos que A está transmitiendo a B, por lo tanto, C no puede detectar la señal de transmisión porque está fuera del rango de A. Por lo tanto, C supondrá, falsamente, que es seguro transmitir a B, lo que provocará la colisión en la estación B, lo que se denomina problema de la estación oculta debido a que el competidor está demasiado lejos para detectarlo.

En definitiva, la razón principal de la causa de este problema es que el emisor no tiene un conocimiento correcto de la actividad del receptor. CSMA sólo puede decirle si hay actividad en el entorno. Por lo tanto, mediante CSMA/CA, el emisor puede obtener el estatus del receptor mediante un acuerdo. Por ejemplo, la estación C puede recibir los CTS de la estación B y conocer cuánto va a durar la transmisión que está recibiendo procedente de A, y por lo tanto, esperar a que termine para iniciar la transmisión de C hacia B.