

Ejercicios de Redes: soluciones

1. Supongamos un paquete de longitud L que tiene su origen en el host A y que viaja a través de tres enlaces, conectados mediante dos dispositivos de conmutación de paquetes, hasta un host destino B. Supongamos que d_i , v_i y R_i son la longitud, la velocidad de propagación y la velocidad de transmisión del enlace i , para $i = 1, 2, 3$, respectivamente. Cada dispositivo de conmutación de paquetes retarda cada paquete un tiempo t_{proc} .

- a) Suponiendo que no se produce retardo en las colas, ¿cuál es el retardo total de extremo a extremo en función de los parámetros d_i , v_i , R_i (con $i = 1, 2, 3$) y L .
- b) Supongamos que la longitud del paquete es de 1.500 bytes, la velocidad de propagación de los enlaces es $2,5 \cdot 10^8$ m/s, la velocidad de transmisión en los tres enlaces es de 2 Mbps, el retardo de procesamiento en cada conmutador de paquetes es de 3 milisegundos, la longitud del primer enlace es de 5.000 Km, la del segundo 4.000 Km y la del último 1.000 Km. Para estos valores, ¿cuál es el retardo total de extremo a extremo?
- c) Dibuja la situación del apartado anterior en un diagrama de tiempo.

a)

$$t_{\text{extr-extr}} = \frac{L}{R_1} + \frac{L}{R_2} + \frac{L}{R_3} + \frac{d_1}{v_1} + \frac{d_2}{v_2} + \frac{d_3}{v_3} + t_{\text{proc}} + t_{\text{proc}}$$

b)

$$t_{\text{tran}_1} = \frac{L}{R_1} = \frac{1500 \cdot 8}{2 \cdot 10^6} = 6 \text{ ms} = t_{\text{tran}_2} = t_{\text{tran}_3}$$

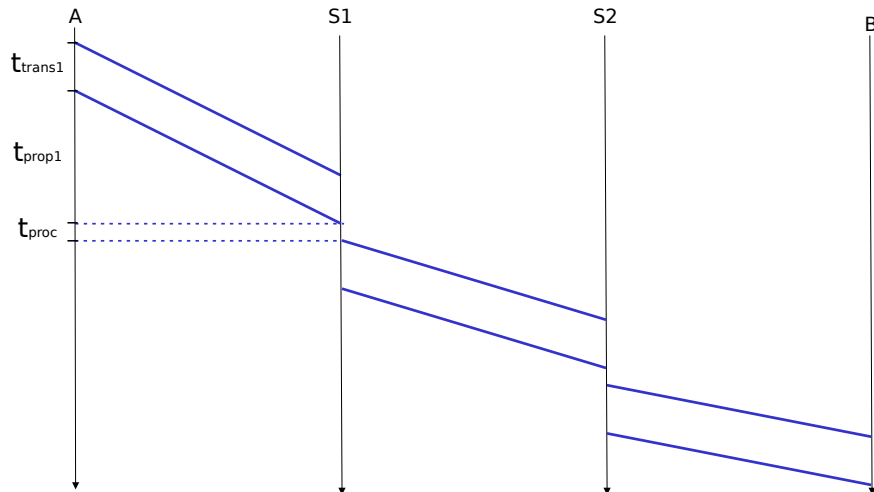
$$t_{\text{prop}_1} = \frac{d_1}{v_1} = \frac{5000 \cdot 10^3}{2,5 \cdot 10^8} = 20 \text{ ms}$$

$$t_{\text{prop}_2} = \frac{d_2}{v_2} = \frac{4000 \cdot 10^3}{2,5 \cdot 10^8} = 16 \text{ ms}$$

$$t_{\text{prop}_3} = \frac{d_3}{v_3} = \frac{1000 \cdot 10^3}{2,5 \cdot 10^8} = 4 \text{ ms}$$

$$t_{\text{extr-extr}} = 6 + 6 + 6 + 20 + 16 + 4 + 3 + 3 = 64 \text{ ms}$$

c) Diagrama de tiempo.



2. Suponer que se necesita enviar de forma urgente 40 terabytes (usar 1 terabyte como 10^{12} bytes) desde Santiago a Ginebra, que son 1.600 Km. Se dispone de un enlace dedicado a 100 Mbps para la transferencia de datos, con velocidad de propagación infinita. ¿Qué es preferible, transmitir los datos a través del enlace o utilizar una empresa de mensajería que los entregue en 24 horas? Razona la respuesta.

Calculamos el tiempo de transmisión:

$$t_{\text{trans}} = \frac{40 \cdot 10^{12} \cdot 8}{100 \cdot 10^6} = 32 \cdot 10^5 \text{ s} \Rightarrow \frac{32 \cdot 10^5}{60 \cdot 60 \cdot 24} \simeq 37 \text{ días}$$

Mejor utilizar la empresa de mensajería.

3. Suponer un enlace de microondas a 10 Mbps entre un satélite geoestacionario y su estación base en la Tierra, a una distancia de 36.000 Km. El satélite toma una fotografía digital por minuto y la envía a la estación base. La velocidad de propagación es de $2,4 \times 10^8$ m/s.

- ¿Cuál es el retardo de propagación del enlace?
- Calcular el producto retardo por ancho de banda.
- Sea x el tamaño de la fotografía en bytes. Calcular el valor mínimo de x para que el enlace esté transmitiendo continuamente.

- ¿Cuál es el retardo de propagación del enlace?

$$t_{\text{prop}} = \frac{36.000 \cdot 10^3}{2,4 \cdot 10^8} = 150 \text{ ms}$$

- Calcular el producto retardo por ancho de banda.

$$t_{\text{prop}} \times BW = 150 \cdot 10^{-3} \cdot 10 \cdot 10^6 = 1.500.000 \text{ bits}$$

- Sea x el tamaño de la fotografía en bytes. Calcular el valor mínimo de x para que el enlace esté transmitiendo continuamente.

Para ello se deben transmitir por el enlace x bytes en un minuto.

$$x = \frac{10 \cdot 10^6}{8} \cdot 60 = 75 \cdot 10^6 \text{ bytes } (6 \cdot 10^8 \text{ bits})$$

4. ¿Cuál es el retardo de total de una trama de 5 millones de bits que se envía por un enlace con 10 nodos, cada uno de los cuales tiene un tiempo de espera en la cola de $2 \mu\text{s}$ y un tiempo de procesamiento de $1 \mu\text{s}$. La longitud total de los enlaces es de 2000 Km y la velocidad de la señal a través de los enlaces es de 2×10^8 m/s. Los once enlaces tienen un ancho de banda de 5 Mbps. ¿Qué componente del retardo total es dominante? ¿Cuál es despreciable?

$$t_{\text{total}} = 11 \cdot t_{\text{trans}} + t_{\text{proptotal}} + 10 \cdot t_{\text{proc}} + 10 \cdot t_{\text{cola}}$$

$$t_{\text{trans}} = \frac{5 \cdot 10^6}{5 \cdot 10^6} = 1 \text{ s}$$

$$t_{\text{proptotal}} = \frac{2000 \cdot 10^3}{2 \cdot 10^8} = 0,01 \text{ s}$$

$$t_{\text{total}} = 11 \cdot 1 + 0,01 + 10 \cdot 1 \cdot 10^{-6} + 10 \cdot 2 \cdot 10^{-6} = 11,01003 \text{ s}$$

Dominante: tiempo de transmisión.

Despreciable: tiempo de procesamiento y de espera en las colas.

5. Un conmutador recibe un paquete y determina el enlace saliente por el que deberá ser reenviado. Cuando el paquete llega, hay otro paquete ya transmitido hasta la mitad por el mismo enlace de salida y además hay otros cuatro paquetes esperando para ser transmitidos. Los paquetes se transmiten por orden de llegada. Supón que todos los paquetes tienen una longitud de 1.500 bytes y que la velocidad del enlace es de 2 Mbps. ¿Cuál es el retardo de cola para el paquete?

El paquete que llega debe esperar a que se transmitan $750 + 4 \cdot 1.500 = 6.750$ bytes. Por lo tanto, el tiempo en la cola es:

$$t = \frac{6.750 \cdot 8}{2 \cdot 10^6} = 27 \text{ ms}$$

6. Cierta portal de Internet utiliza *cookies* para mantener un registro de las preferencias del usuario. En algunos casos, estas preferencias podrían ser tan grandes (equipos de deportes, tipos de noticias, productos de interés. . .) que se podría alcanzar el límite de 4 KB de las *cookies*. Describe una forma alternativa para mantener el registro de preferencias que no tenga ese problema.

En lugar de que la información de preferencias se almacene en la *cookie* en el navegador del cliente, se podría almacenar en una base de datos del servidor. En este caso, lo que se almacenaría en el cliente sería un identificador para localizar la información en la base de datos del servidor.

7. Indica si las siguientes afirmaciones sobre el DNS son verdaderas o falsas. Razona **brevemente** la respuesta.

- a) El DNS informa sobre los servidores autorizados para un dominio.

Verdadero. Además de traducir nombres de hosts a direcciones IP y viceversa, alias de servidores de correo y distribución de la carga, devolviendo de forma cíclica las IPs.

- b) El protocolo HTTP necesita del DNS para que funcione.

Falso. Si el equipo ya tiene la IP asociada a un nombre de host, no necesita el DNS.

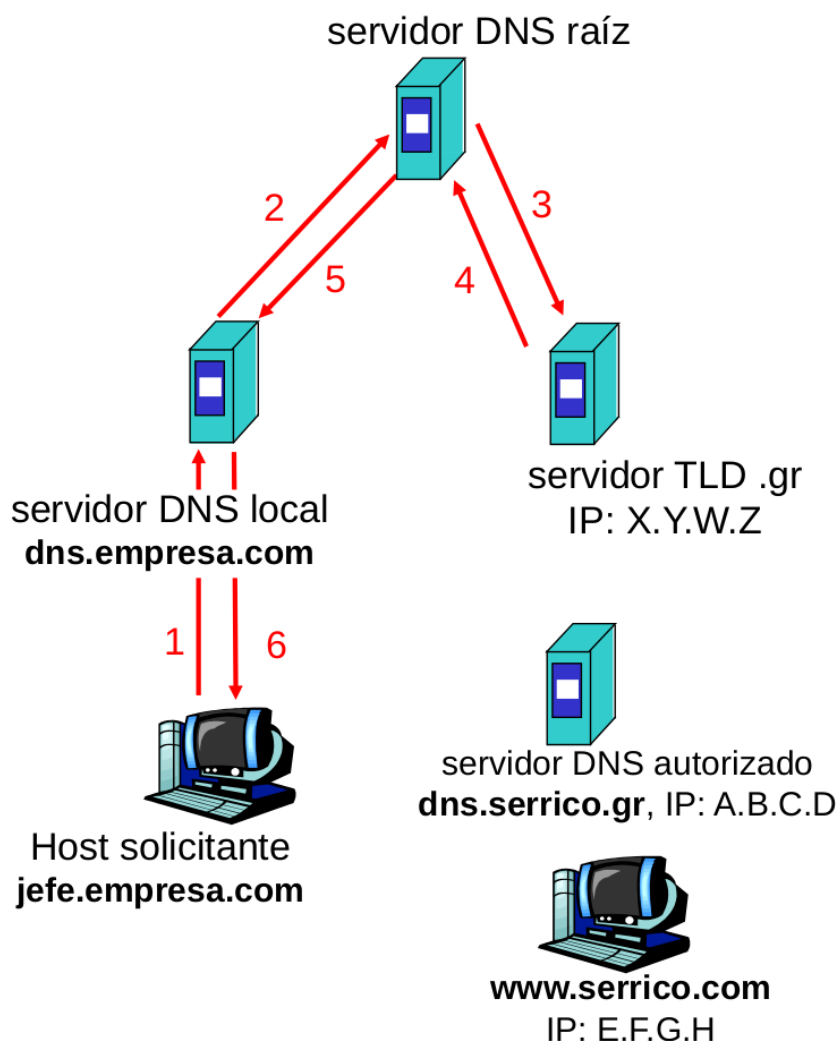
- c) El mecanismo NAT permite que varios hosts puedan realizar consultas al DNS.

Verdadero. NAT permite la salida a Internet de varios hosts usando una única IP pública, por tanto, permite que esos hosts puedan consultar el DNS.

- d) En las consultas recursivas, el servidor DNS local es el único que contacta con todos los servidores necesarios.

Falso. Es en las iterativas. En las recursivas es el servidor interrogado el que hace la consulta y cuando sabe la respuesta se la envía al que lo interrogó a él.

8. Representar con un diagrama todos los pasos involucrados en la resolución de nombres recursiva donde el equipo `jefe.empresa.com` consulta a su servidor DNS local (`dns.empresa.com`) por la dirección IP asociada al host `www.serrico.gr`. Suponer que la caché DNS del servidor TLD dispone de la entrada correspondiente con IP del host `www.serrico.gr`. Completar la siguiente tabla con los datos de los sucesivos mensajes DNS que se producen. Inventar las direcciones IP que necesitéis durante todo el proceso.

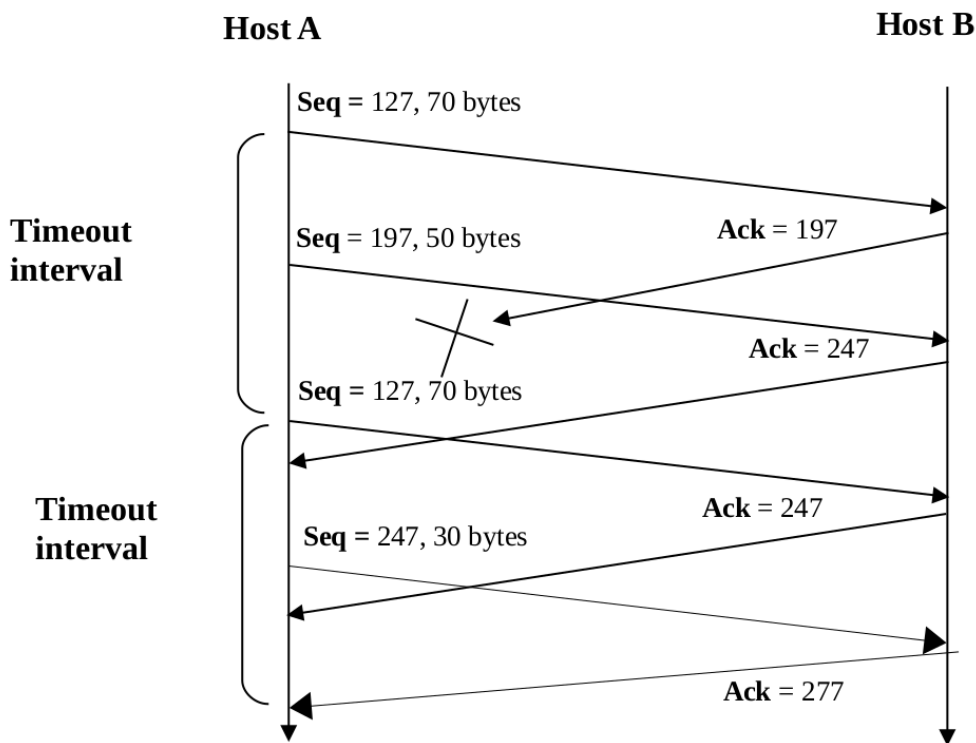


Paso	Origen	Destino	Tipo	Información
1	jefe.empresa.com	dns.empresa.com	Consulta	¿IP de www.serrico.gr ?
2	dns.empresa.com	Algún servidor raíz	Consulta	¿IP de www.serrico.gr ?
3	El raíz de antes	X.Y.W.Z (TLD)	Consulta	¿IP de www.serrico.gr ?
4	X.Y.W.Z	El raíz de antes	Respuesta	La IP es E.F.G.H
5	El raíz de antes	dns.empresa.com	Respuesta	La IP es E.F.G.H
6	dns.empresa.com	jefe.empresa.com	Respuesta	La IP es E.F.G.H

En el paso 4 ya no es necesario consultar al servidor autorizado, ya que el servidor TLD obtiene la IP problema de su caché, según el enunciado.

9. Los host A y B están comunicándose a través de una conexión TCP y el host B ya ha recibido todos los bytes hasta el byte 126. Supongamos que a continuación el host A envía dos segmentos seguidos a B. El primer y segundo segmentos contienen 70 y 50 bytes de datos, respectivamente. En el primer segmento, el número de secuencia es 127, el puerto origen 5302 y el puerto destino 80. El host B envía un ACK cuando recibe un segmento de A.
- En el segundo segmento enviado desde A a B, ¿cuál es el número de secuencia, el puerto origen y el puerto destino?
 - Si el primer segmento llega antes que el segundo, ¿cuál es el número de ACK, el puerto origen y el puerto destino en el ACK correspondiente al primer segmento?

- c) Si el segundo segmento llega antes que el primero, ¿cuál es el número de ACK correspondiente al primer ACK que llega?
- d) Supongamos que los dos segmentos enviados llegan en orden. El primer ACK se pierde y el segundo llega después de transcurrido el primer intervalo de fin de temporización. Dibujar un diagrama de tiempo que muestre estos segmentos y todos los segmentos restantes y ACKs enviados, con los números de secuencia o de ACK. Dibujar en el esquema un segmento posterior de 30 bytes de datos que A envía a B y su ACK correspondiente.
- a) En un segundo segmento desde el host A a B, el número de secuencia es 197, el puerto origen 5302 y el puerto destino 80.
- b) Si el primer segmento llega antes que el segundo, en el ACK del primer segmento que llega, el número de ACK es el 197, el puerto origen 80 y el puerto destino 5302.
- c) Si el segundo segmento llega antes que el primero, en el ACK del primer segmento que llega, el número de ACK es el 127, indicando que todavía está esperando por el byte 127 y siguientes.
- d)



10. Se desea transferir un archivo de gran tamaño de L bytes del host A al host B. Suponer un MSS de 536 bytes.

- a) ¿Cuál es el valor máximo de L tal que no se agoten los números de secuencia de TCP? Recordar que el campo número de secuencia de TCP tiene 4 bytes.
- b) Para el valor de L obtenido, calcular el tiempo que tarda en transmitirse el archivo. Suponer que a cada segmento se le añade un total de 66 bytes para las cabeceras de la capas de transporte, red y enlace antes de enviar el paquete resultante a través de un enlace de 155 Mbps. Ignorar el control de flujo y el control de congestión de modo que A pueda bombear los segmentos seguidos y de forma continuada.

- a) El número de secuencia no se incrementa en uno con cada segmento, sino que se incrementa en función del número de bytes enviados. Por tanto, el MSS es irrelevante para calcular $L_{\text{máx}}$. El tamaño máximo de archivo para enviar de A a B es simplemente el número de bytes representables con 32 bits, que es $2^{32} = 4 \text{ GiB} \approx 4,29 \text{ GB}$.
- b) El número de segmentos del archivo:

$$\left\lceil \frac{2^{32}}{536} \right\rceil = 8.012.999 \text{ segmentos}$$

Hay que añadirles las cabeceras, resultando:

$$8.012.999 \cdot 66 = 528.857.934 \text{ bytes de cabecera}$$

El total de bytes transmitidos $N = 2^{32} + 528.857.934 = 4.823.825.230 \text{ bytes}$

El tiempo de transmisión:

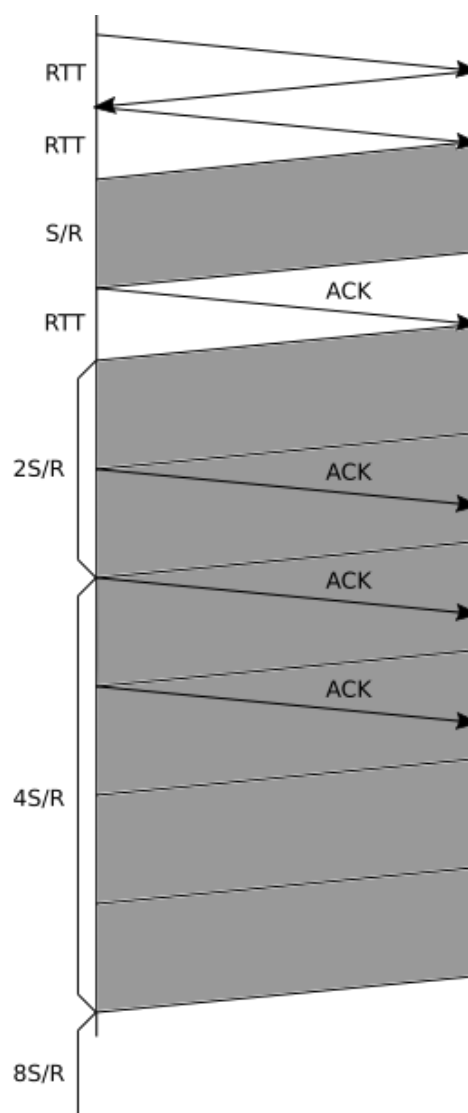
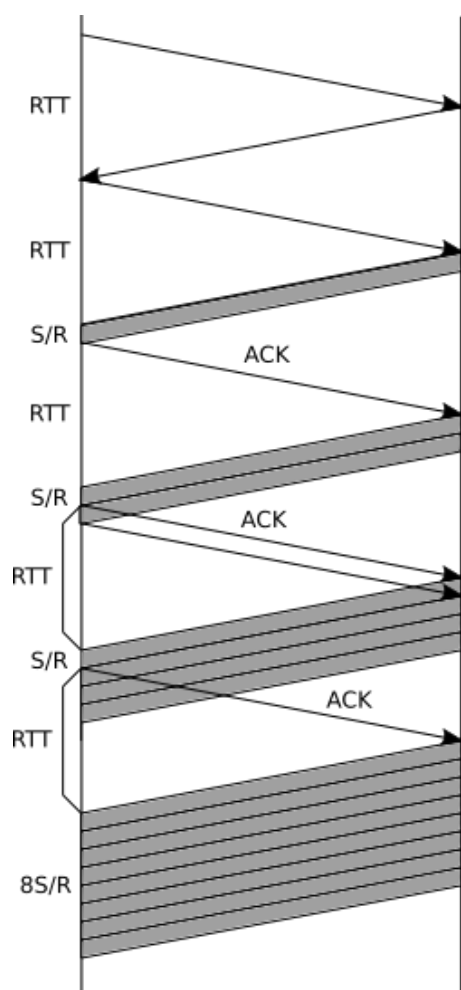
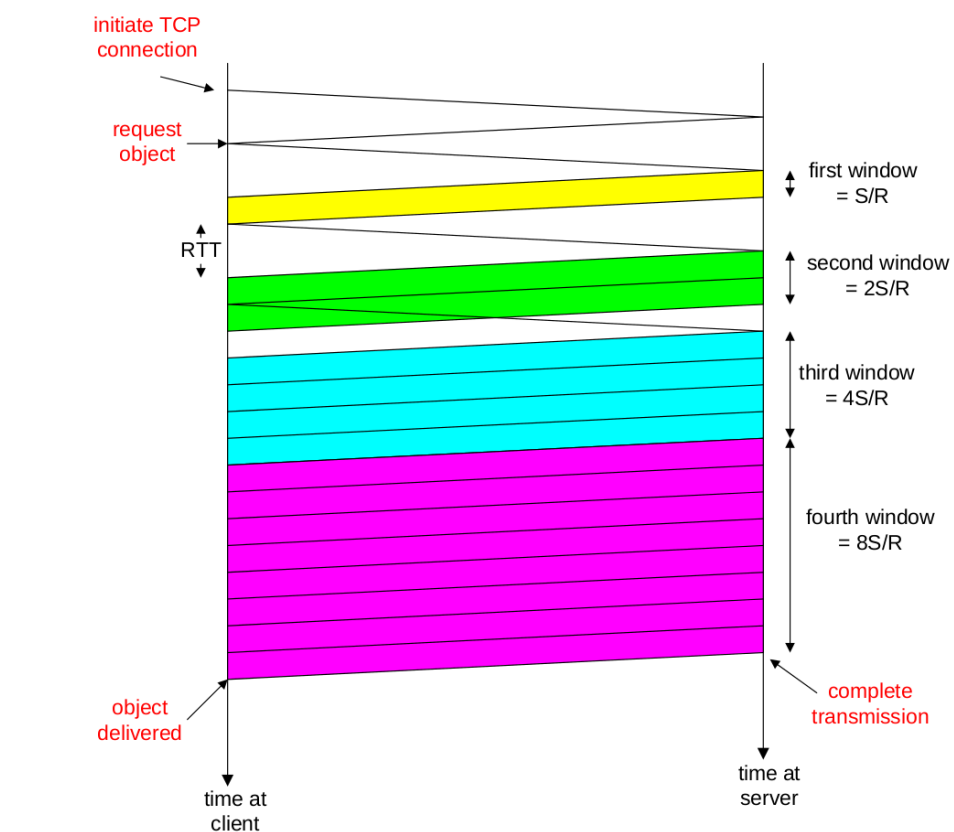
$$t_{\text{trans}} = \frac{N \cdot 8}{155 \cdot 10^6} = 248,97 \approx 249 \text{ s}$$

11. Suponer que se tiene un cliente y un servidor web directamente conectado a través de un enlace de velocidad R , que el cliente desea obtener un archivo de tamaño $15S$ donde S es el MSS y que el RTT es constante. Ignorando las cabeceras del protocolo HTTP, determinar el tiempo necesario para obtener el objeto (incluyendo el tiempo necesario para establecer la conexión TCP), suponiendo que está en la fase de inicio lento, en los siguientes casos:

- a) $S/R + \text{RTT} > 4S/R$ o bien $\text{RTT} > 3S/R$ (RTT alto)
- b) $S/R > \text{RTT}$ (RTT bajo)
- c) $4S/R > S/R + \text{RTT} > 2S/R$ o bien $3S/R > \text{RTT} > S/R$ (RTT intermedio)

Para ello, dibujar los diagramas de tiempo que muestren los segmentos transmitidos.

- a) En este caso el RTT es alto comparado con S/R , por tanto, a partir de la segunda figura de la página siguiente:
 $\text{RTT} + \text{RTT} + S/R + \text{RTT} + S/R + \text{RTT} + S/R + \text{RTT} + 8S/R = 5\text{RTT} + 11S/R$
- b) En este caso el RTT es bajo comparado con S/R , por tanto, a partir de la última figura de la página siguiente:
 $\text{RTT} + \text{RTT} + S/R + \text{RTT} + 14S/R = 3\text{RTT} + 15S/R$
- c) A partir de la primera figura de la página siguiente:
 $\text{RTT} + \text{RTT} + S/R + \text{RTT} + S/R + \text{RTT} + 12S/R = 4\text{RTT} + 14S/R$



12. Explica brevemente qué es el control de flujo y cómo funciona en TCP.

Es un mecanismo que permite al receptor indicar al emisor el ritmo al que puede recibir datos.

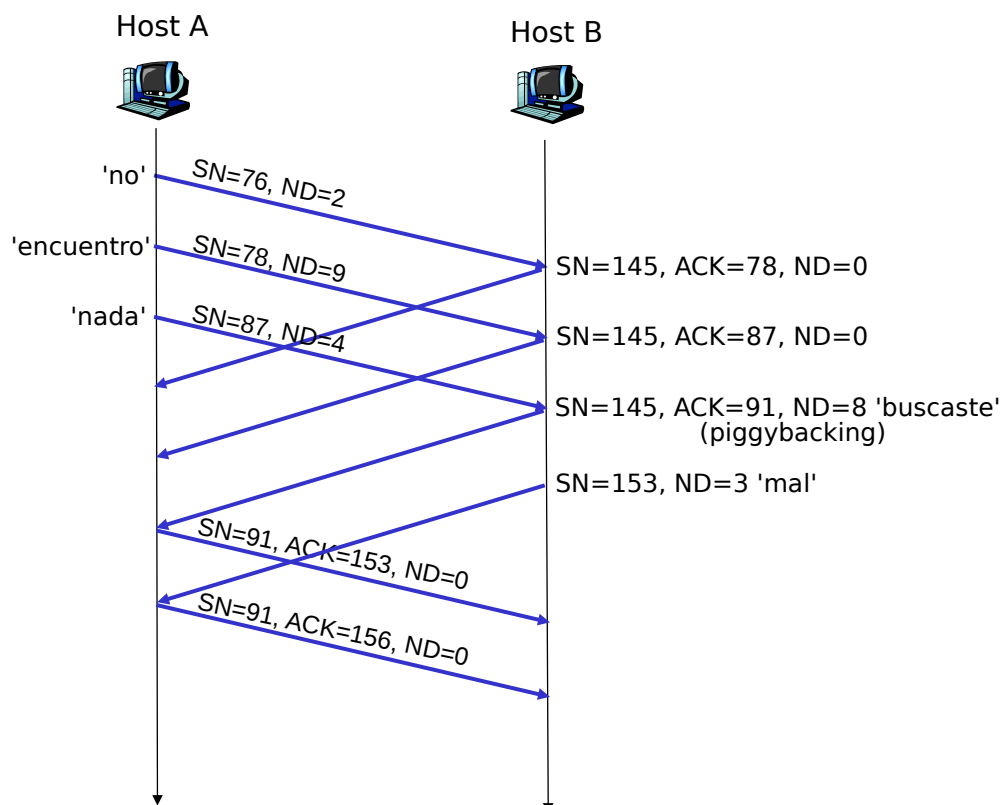
- En TCP existe un campo en la cabecera, ventana otorgada
- En el momento de la conexión, el receptor indica el tamaño de la ventana de recepción
- El emisor fija su ventana de envío a este valor
- El tamaño de la ventana se puede modificar en cada transmisión

13. Supongamos una aplicación que consiste en el envío y recepción de palabras entre dos hosts A y B usando TCP como protocolo de transporte y que la aplicación fuerza un PUSH con cada palabra. Un host envía un ACK cuando recibe un segmento del otro. El host A utiliza el puerto 5301 y el host B el 6666. En un instante determinado el host A tiene como número de secuencia el 76, el host B el 145 y la ventana otorgada es de 50 bytes. A continuación el host A envía las palabras 'no' 'encuentro' 'nada' y justo después el host B responde con las palabras 'buscaste' 'mal'. Dibujar un diagrama de tiempo que muestre todos los segmentos y ACKs enviados con sus números de secuencia, números de ACK, puertos origen y destino y tamaño de los datos en los siguientes casos:

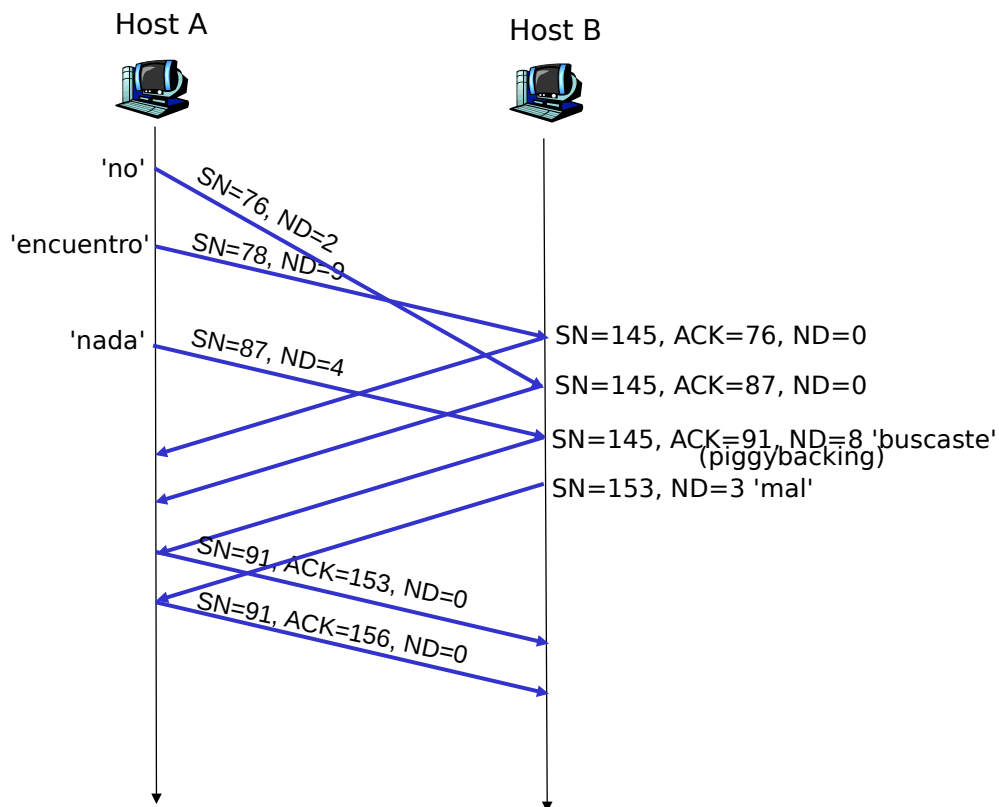
- a) Suponiendo que todos los segmentos llegan en orden.
- b) Suponiendo que el segundo segmento que envía A llega antes que el primero.
- c) Supongamos que los segmentos enviados llegan en orden, el primer ACK se pierde y el segundo llega después de transcurrido el primer intervalo de fin de temporización.

En todos los casos, los segmentos de A a B tienen como puerto origen el 5301 y como puerto destino el 6666. En los segmentos de B a A los puertos origen y destino son 6666 y 5301, respectivamente.

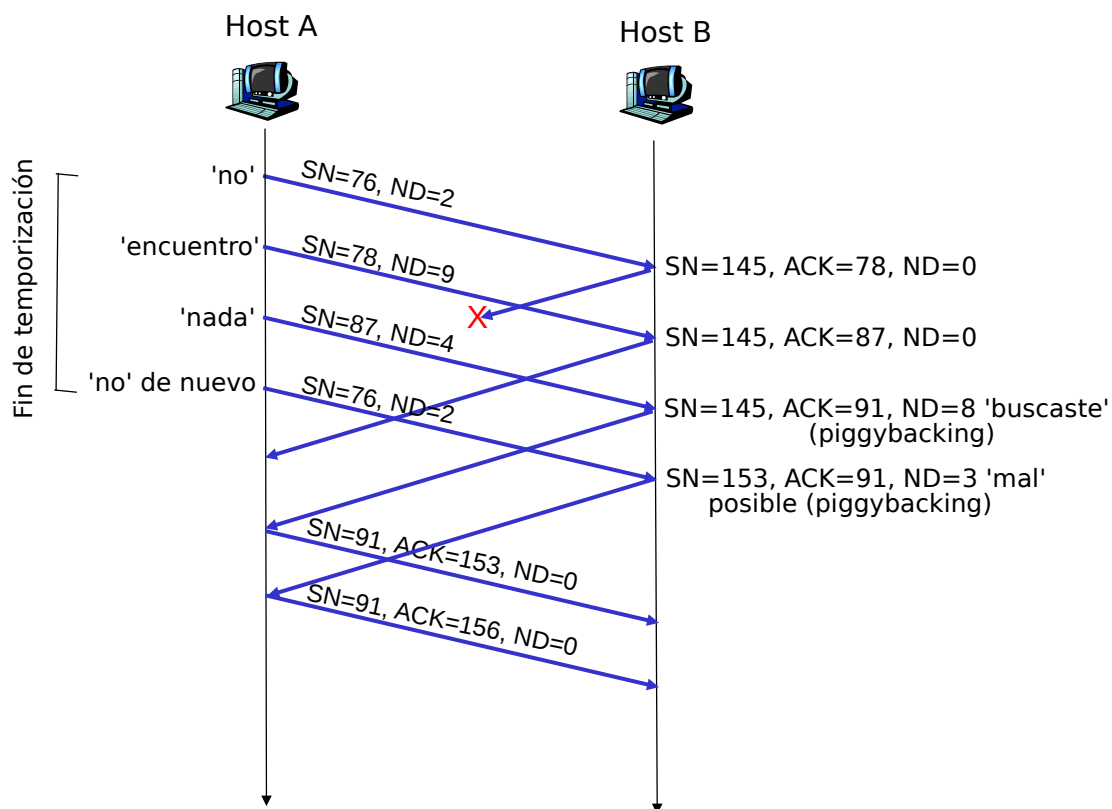
- a) Todos los segmentos llegan en orden.



- b) El segundo segmento que envía A llega antes que el primero.



- c) Los segmentos enviados llegan en orden, el primer ACK se pierde y el segundo llega después de transcurrido el primer intervalo de fin de temporización.



14. Consideremos una única conexión TCP (Reno, con recuperación rápida) que emplea un enlace a 10 Mbps, que es el único entre los hosts emisor y receptor. Supongamos que se quiere enviar un archivo de gran tamaño y que el buffer de recepción es mucho mayor que la ventana de congestión. El tamaño de segmento TCP es de 1.500 bytes, el RTT es de 100 milisegundos y nunca se pierde un segmento por expiración del temporizador.

- a) ¿Cuál es el tamaño máximo de ventana (en segmentos) que esta conexión TCP puede alcanzar?

Sea W el tamaño máximo de ventana en segmentos. Entonces,

$$\frac{W \times \text{MSS}}{\text{RTT}} = 10 \text{ Mbps}$$

ya que se descartarán paquetes si la tasa máxima de envío supera la capacidad del enlace. Entonces, tenemos que

$$\frac{W \times 1500 \times 8}{0,1} = 10^7 \text{ bps} \implies W = 83,3 \Rightarrow 84 \text{ segmentos}$$

- b) ¿Cuáles son el tamaño medio de ventana (en segmentos) y la tasa de transferencia media (en bps) de esta conexión?

Como la ventana de congestión W varía desde $W/2$ a W , el tamaño medio de la ventana de congestión es $0,75W = 63$ segmentos. La tasa de transferencia media es

$$\frac{63 \times 1500 \times 8}{0,1} = 7,56 \text{ Mbps}$$

- c) Asumiendo que la ventana de congestión está en su valor máximo, ¿cuánto tarda esta conexión TCP en alcanzar de nuevo su tamaño de ventana máximo después de recuperarse de una pérdida de paquete?

Cuando se pierde un paquete (3 ACKs duplicados) la ventana pasa a $W/2$. Para llegar hasta W , a razón de 1 segmento por RTT, se necesitan $W/2$ RTTs. Por tanto,

$$\frac{84}{2} \times 0,1 = 4,2 \text{ segundos}$$

15. En la figura se muestra el comportamiento de TCP Reno. Responder a las siguientes preguntas, razonando brevemente las respuestas.

- a) Identifica los intervalos de tiempo en los que TCP opera en inicio lento.
Inicio lento en los intervalos $[1, 6]$ y $[23, 26]$.
- b) Identifica los intervalos de tiempo en los que TCP opera en AIMD (evitación de la congestión).
AIMD en los intervalos $[6, 16]$ y $[17, 22]$, aunque en realidad es $[6, 22]$.

- c) Al final del ciclo 16, ¿se detecta pérdida de segmento mediante 3 ACKs duplicados o mediante un fin de temporización?

3ACKs duplicados. Si fuese un fin de temporización la CW sería 1 y seguiría con inicio lento.

- d) Al final del ciclo 22, ¿se detecta pérdida de segmento mediante 3 ACKs duplicados o mediante un fin de temporización?

Un fin de temporización y por eso la CW pasa a 1 y sigue con inicio lento.

- e) ¿Cuál es el valor inicial de **umbral**?

Es 32, ya que termina la fase de inicio lento y se pasa a AIMD.

- f) ¿Cuál es el valor de **umbral** transcurridos 18 ciclos?

El **umbral** se fija a la mitad de la ventana de congestión cuando se detecta la pérdida del paquete. En ciclo 16 la CW es 42, por lo tanto, en el ciclo 18 **umbral** es 21 (en el 17 pasa a ser 21). La CW es 24 ($21 + 3$).

- g) ¿Cuál es el valor de **umbral** transcurridos 24 ciclos?

El **umbral** se fija a la mitad de la ventana de congestión cuando se detecta la pérdida del paquete. En ciclo 22 la CW es 29, por lo tanto, en el ciclo 24 **umbral** es 14 (en el 23 pasa a ser 14).

- h) ¿Durante qué ciclo se envía el segmento 100?

Durante el primer ciclo se envía el segmento 1; en el segundo los segmentos 2 y 3; en el tercero los segmentos 4-7; en el cuarto los segmentos 8-15; en el quinto los segmentos 16-31; en el sexto los segmentos 32-63; en el séptimo se envían los segmentos 64-96 (solo 33, ya que está en AIMD); en el octavo se envían 34 segmentos, del 97 en adelante. Por lo tanto, el segmento 100 se envía durante el ciclo 8.

- i) Suponiendo que se detecta una pérdida de paquete después del ciclo 26 a causa de la recepción de 3 ACKs duplicados, ¿cuáles serán los valores de la ventana de congestión y **umbral**?

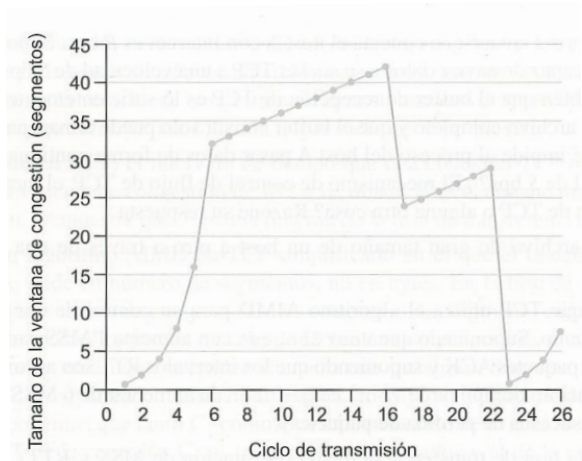
El **umbral** se fija a la mitad de la ventana de congestión cuando se detecta la pérdida del paquete. La ventana de congestión se fija a ese nuevo **umbral** + 3 MSS. En ciclo 26 la CW es 8, por lo tanto, en el ciclo 26 el **umbral** pasa a ser 4 y la CW 7 y sigue con AIMD.

- j) Supón que se utiliza TCP Tahoe (no tiene recuperación rápida) y que se han recibido 3 ACKs duplicados en el ciclo 16. ¿Cuáles serán los valores de la ventana de congestión y **umbral** en el ciclo 19?

Como no tiene recuperación rápida, en el ciclo 17 la CW pasa a valer 1 y el **umbral** pasa a la mitad de la CW cuando se detecta la pérdida del paquete, que es 1. A partir de ahí se pasa a la fase de inicio lento, por lo tanto, en ciclo 19 CW vale 4 y el **umbral** 21.

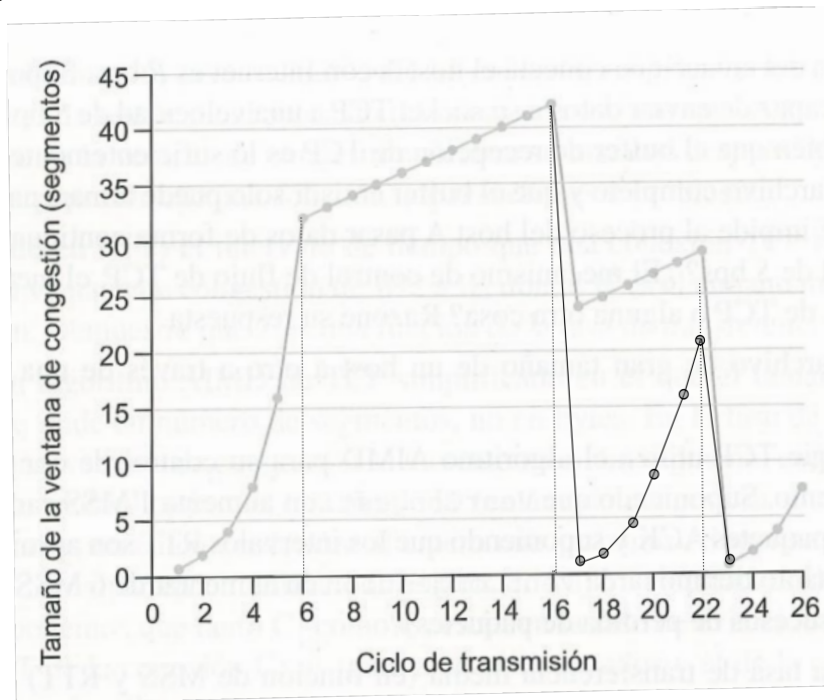
- k) Supón que se utiliza TCP Tahoe y que se produce un fin de temporización en el ciclo 22. ¿Cuántos segmentos han sido enviados desde ciclo 17 al 22, ambos incluidos?

Como no tiene recuperación rápida, en el ciclo 17 la CW pasa a valer 1, por lo tanto se envía 1 segmento en el ciclo 17; 2 segmentos en el 18; 4 segmentos en el 19; 8



segmentos en el 20; 16 segmentos en el 21 y 21 segmentos en el ciclo 22 (umbral vale 21 y después se pasaría a AIMD si no hubiese pérdidas). En total 52 segmentos.

La figura muestra como sería con TCP Tahoe.



16. Supongamos que llegan N paquetes simultáneamente a un router con destino a un enlace en el que no se está transmitiendo ningún paquete. El router tampoco tiene ningún paquete en la cola. Cada paquete tiene una longitud L y el enlace tiene una velocidad de transmisión R . ¿Cuál es el retardo medio de cola para los N paquetes?

El retardo de cola para el primer paquete transmitido es 0, para el segundo es L/R , para el tercero es $2L/R$..., para el N es $(N-1)L/R$. Por tanto, la media es

$$\frac{\frac{L}{R} + \frac{2L}{R} + \dots + \frac{(N-1)L}{R}}{N} = \frac{L}{NR} \times (1 + 2 + \dots + (N-1)) = \frac{L}{NR} \times \frac{N(N-1)}{2} = \frac{(N-1)L}{2R}$$

donde utilizamos que

$$1 + 2 + \dots + n = \frac{n(n+1)}{2}$$

17. Supongamos un router de Internet con 4 enlaces, numerados del 0 al 3, y que los paquetes son reenviados a las interfaces de los enlaces como se indica en la tabla:

Rango de direcciones destino	Interfaz de enlace
194.32.0.0 – 194.63.255.255	0
194.64.0.0 – 194.64.255.255	1
194.65.0.0 – 195.127.255.255	2
en cualquier otro caso	3

- a) Proporciona la tabla de reenvío en formato dirección base/máscara con seis entradas en total (incluida la de por defecto), que use la regla de coincidencia del prefijo más largo y que reenvíe los paquetes a las interfaces correctas.

- El primer rango de direcciones 194.32.0.0 – 194.63.255.255

Base: 194.00100000.00000000.00000000 = 194.32.0.0

Última: 194.00111111.11111111.11111111 = 194.63.255.255 (broadcast)

Es la red **194.32.0.0/11**

- El segundo rango de direcciones 194.64.0.0 – 194.64.255.255
 Base: 194.64.00000000.00000000 = 194.64.0.0
 Última: 194.64.11111111.11111111 = 194.64.255.255 (broadcast) Es la red **194.64.0.0/16**
- El tercer rango de direcciones 194.65.0.0 – 195.127.255.255 incluye: desde la 194.65.0.0 en adelante y toda la 195.0.0.0/9.
 Desde la 194.65.0.0 en adelante la podemos dividir en dos:
 Primer rango: 194.65.0.0 – 194.127.255.255, se engloba en **194.64.0.0/10**, ya que, como usa la regla de la coincidencia del prefijo más largo, ya se encamina correctamente. Si es una 194.64.x.x ya la envía por la interfaz 1, que tiene /16.
 Base: 194.01000000.00000000.00000000 = 194.64.0.0
 Última: 160.01111111.11111111.11111111 = 194.127.255.255 (broadcast)

Segundo rango: 194.128.0.0 – 194.255.255.255, que es la entrada **194.128.0.0/9**.
 Base: 194.10000000.00000000.00000000 = 194.128.0.0
 Última: 194.11111111.11111111.11111111 = 194.255.255.255 (broadcast)

Para el rango de 195.0.0.0 – 195.127.255.255
 Base: 195.00000000.00000000.00000000 = 195.0.0.0
 Última: 195.01111111.11111111.11111111 = 195.127.255.255 (broadcast)
 Es la red **195.0.0.0/9**

Red destino (máscara)	Interfaz de enlace
194.32.0.0/11 (255.224.0.0)	0
194.64.0.0/16 (255.255.0.0)	1
194.64.0.0/10 (255.192.0.0)	2
194.128.0.0/9 (255.128.0.0)	2
195.0.0.0/9 (255.128.0.0)	2
en cualquier otro caso	3

Otra opción para el tercer rango es agregar todo en la red 194.0.0.0/7, que incluye todas las 194.x.x.x y las 195.x.x.x y añadir dos entrada más con las IPs no asignadas a la interfaz 3, que son las anteriores a la 194.32.0.0 y de la 195.128.0.0 en adelante.

- Para la red **194.0.0.0/7**
 Base: 11000100.00000000.00000000.00000000 = 194.0.0.0
 Última: 11000101.11111111.11111111.11111111 = 195.255.255.255 (broadcast)
- Para excluir de la 194.0.0.0 hasta la 194.31.255.255
 Base: 194.00000000.00000000.00000000 = 194.0.0.0
 Última: 194.00011111.11111111.11111111 = 194.31.255.255 (broadcast)
 Es la red **194.0.0.0/11**
- De la 195.128.0.0 en adelante:
 Base: 195.10000000.00000000.00000000 = 195.128.0.0
 Última: 195.11111111.11111111.11111111 = 195.255.255.255 (broadcast)
 Es la red **195.128.0.0/9**

Red destino (máscara)	Interfaz de enlace
194.32.0.0/11 (255.224.0.0)	0
194.64.0.0/16 (255.255.0.0)	1
194.0.0.0/7 (254.0.0.0)	2
194.0.0.0/11 (255.224.0.0)	3
195.128.0.0/9 (255.128.0.0)	3
en cualquier otro caso	3

b) Indica la interfaz apropiada para los datagramas con las siguientes direcciones de destino y describe cómo se determina.

1) 194.145.81.85

Usamos la primera tabla. Lo que se hace es buscar la coincidencia del prefijo más largo, es decir, se realiza un AND lógico con cada una de las máscaras de las entradas hasta que se produzca la coincidencia de prefijo. Si coinciden varias, se elige el prefijo más largo. Probando con la 194.32.0.0/11, 194.64.0.0/16 y 194.64.0.0/10 no coincide. Probando con 194.128.0.0/9:

$194.10010001.01010001.01010101 = 194.145.81.85$

$255.10000000.00000000.00000000 = 255.128.0.0$

$194.10000000.00000000.00000000 = 194.128.0.0$

que coincide con la dirección base. Por lo tanto, **interfaz 2**

2) 194.64.95.60

Probando con la 194.32.0.0/11 no coincide. Probando con 194.64.0.0/16

$194.64.01011111.00111100 = 194.64.95.60$

$255.255.00000000.00000000 = 255.255.0.0$

$194.64.00000000.00000000 = 194.64.0.0$

que coincide con la dirección base. Si probamos con 194.64.0.0/10 también coincide, pero iría por la **interfaz 1**, por ser el prefijo más grande.

3) 194.28.13.225

Usando la primera tabla, no coincide con ninguna, por lo tanto **interfaz 3**. Si usamos la segunda tabla, vemos que coincide con la entrada 194.0.0.0/11, **interfaz 3**.

Nota: el rango de direcciones de la interfaz 2 va de 194... a 195...

18. Supongamos que el ISP A conecta a 4 organizaciones, asignando las direcciones IP de la siguiente manera:

- 200.23.16.0/23 a la organización 0
- 200.23.18.0/23 a la organización 1
- 200.23.20.0/22 a la organización 2
- 200.23.24.0/21 a la organización 3

Además, el ISP B dispone del bloque de direcciones IP 199.31.0.0/16. Supongamos un router C de Internet, con una interfaz hacia el ISP A y otra al ISP B, además de otras interfaces hacia otros ISPs. Contesta razonando las respuestas.

- a) Indica las entradas en formato dirección base/máscara que tendrá el router C para encaminar paquetes con destinos pertenecientes los ISP A y B. Indica también la máscara en formato máscara.
- b) Supongamos ahora que la organización 1 cambia al ISP B, pero sin cambiar sus direcciones IP asignadas, ¿qué entradas tendrá ahora el router C?

- c) Indica cómo determina el router C la entrada apropiada para un datagrama con destino a 200.23.19.160 en ambos casos.

- a) Las del ISP A se pueden agregar en 200.23.16.0/20 y las del ISP B ya están en 199.31.0.0/16.

200.23.16.0/23: 200.23.00010000.0

200.23.18.0/23: 200.23.00010010.0

200.23.20.0/22: 200.23.00010100.0

200.23.24.0/21: 200.23.00011000.0

200.23.16.0/20: 200.23.00010000.0

Red destino (máscara)	Interfaz de enlace
200.23.16.0/20 (255.255.240.0)	A
199.31.0.0/16 (255.255.0.0)	B
en cualquier otro caso	X

- b) Después del cambio de organización 1 al ISP B hay que añadir la entrada correspondiente en el router C

Red destino (máscara)	Interfaz de enlace
200.23.16.0/20 (255.255.240.0)	A
199.31.0.0/16 (255.255.0.0)	B
200.23.18.0/23 (255.255.254.0)	B
en cualquier otro caso	X

- c) En el primer caso se prueba con máscara /20 y coincide con la dirección base:

200. 23. 19.160: 200. 23.00010011.10100000

255.255.240. 0: 255.255.11110000.00000000

200. 23. 16. 0: 200. 23.00010000.00000000 \Rightarrow interfaz A

En el segundo caso, con la máscara /20 coincide, igual que antes. Además, probamos con la /23 y también coincide:

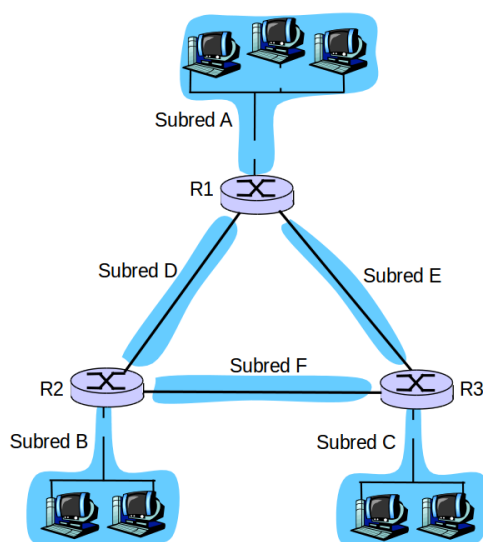
200. 23. 19.160: 200. 23.00010011.10100000

255.255.254. 0: 255.255.11111110.00000000

200. 23. 18. 0: 200. 23.00010010.00000000

\Rightarrow interfaz B, ya que tiene el prefijo más largo.

19. A partir de la red 193.144.130.0/23, asignar direcciones IP a cada una de las seis subredes de la figura, teniendo en cuenta las siguientes consideraciones: la subred A dispondrá de direcciones suficientes como para dar soporte a 250 interfaces, la subred B a 120 interfaces y la subred C a 60 interfaces. Las subredes D, E y F, al no tener hosts conectados, es suficiente con dos interfaces cada una. Para cada una de las subredes, especificar la dirección de red (en formato a.b.c.d/x) y el rango de direcciones. En base a la asignación realizada, indicar las entradas que habría que incluir en el router R1. Si es posible, aplicar agregación de rutas.



La red 193.144.130.0/23 abarca las direcciones 193.144.130.0 \rightarrow 193.144.131.255

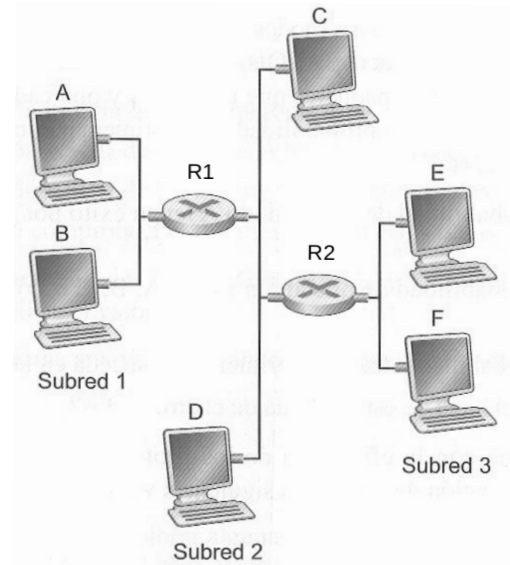
- Subred A necesita al menos 250 interfaces $\Rightarrow 2^8$ IPs \Rightarrow /24
Red 193.144.130.0/24 que abarca las IPs 193.144.130.0 \rightarrow 193.144.130.255
- Subred B necesita al menos 120 interfaces $\Rightarrow 2^7$ IPs \Rightarrow /25
Red 193.144.131.0/25 que abarca las IPs 193.144.131.0 \rightarrow 193.144.131.127
- Subred C necesita al menos 60 interfaces $\Rightarrow 2^6$ IPs \Rightarrow /26
Red 193.144.131.128/26 que abarca las IPs 193.144.131.128 \rightarrow 193.144.131.191
- Para las subredes D, E y F podemos elegir /30 \Rightarrow 4 IPs (para dejar la base y la de broadcast)
 - Subred D 193.144.131.192/30 que abarca las IPs 193.144.131.192 \rightarrow 193.144.131.195
 - Subred E 193.144.131.196/30 que abarca las IPs 193.144.131.196 \rightarrow 193.144.131.199
 - Subred F 193.144.131.200/30 que abarca las IPs 193.144.131.200 \rightarrow 193.144.131.203

La tabla del router R1, suponiendo enlaces 1, 2 y 3 por orden

Red destino	Interfaz de enlace
A 193.144.130.0/24	1
B 193.144.131.0/25	2
C 193.144.131.128/26	3
D 193.144.131.192/30	2
E 193.144.131.196/30	3
F 193.144.131.200/30	2
0.0.0.0	X

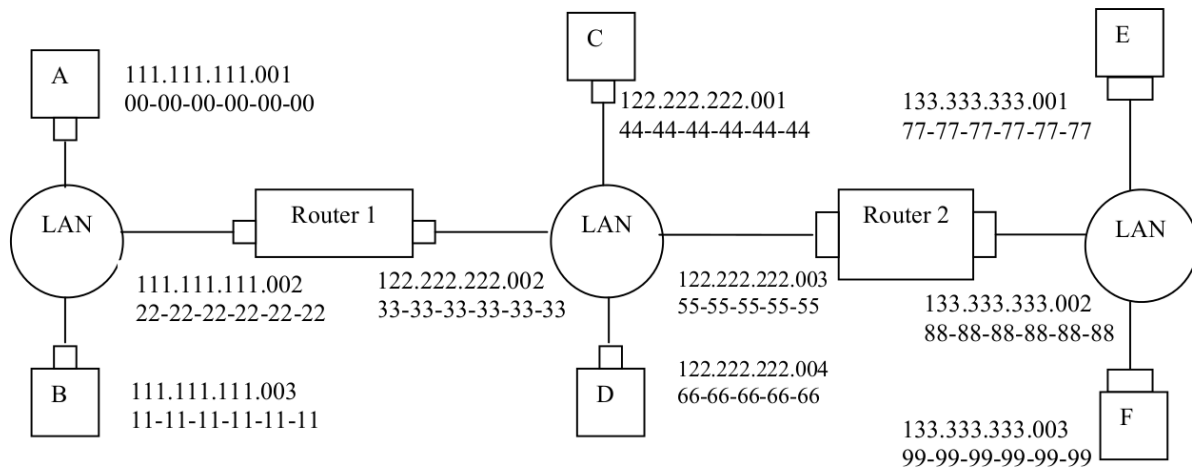
La B y la F se podrían agregar en 193.144.131.0/24 ya que el R2 decide después.

20. Dada la red de la figura, proporciona direcciones IP y MAC para las interfaces de todos los hosts y de ambos routers R1 y R2. Supongamos que el host A envía un datagrama al host F. Indica las direcciones MAC origen y destino de la trama que contiene el datagrama a medida que se va transmitiendo:



- desde el host A al router R1,
- desde el router R1 al router R2,
- desde el router R2 al host F.

Indica también las direcciones IP origen y destino del datagrama contenido en la trama en cada uno de los instantes de tiempo.



- desde el host A al router R1,
Dirección MAC origen: 00-00-00-00-00-00
Dirección MAC destino: 22-22-22-22-22-22
IP origen: 111.111.111.001
IP destino: 133.333.333.003
- desde el router R1 al router R2,
Dirección MAC origen: 33-33-33-33-33-33
Dirección MAC destino: 55-55-55-55-55-55
IP origen: 111.111.111.001
IP destino: 133.333.333.003
- desde el router R2 al host F.
Dirección MAC origen: 88-88-88-88-88-88
Dirección MAC destino: 99-99-99-99-99-99
IP origen: 111.111.111.001
IP destino: 133.333.333.003

21. Suponer que un router ha construido la tabla de encaminamiento que se muestra a continuación. El router puede entregar paquetes directamente por las interfaces 0 y 1 o puede

reenviar paquetes a los routers R2, R3 o R4. Asumir que el router busca la correspondencia con el prefijo más largo. Describir qué hace el router con un paquete dirigido a cada uno de los destinos siguientes:

	Subred	SiguienteSalto
a) 128.96.171.92	128.96.164.0/22	Interfaz 0
b) 128.96.167.151	128.96.170.0/23	Interfaz 1
c) 128.96.163.151	128.96.168.0/23	R2
d) 128.96.169.192	128.96.166.0/23	R3
e) 128.96.165.121	⟨por defecto⟩	R4

Tabla de encaminamiento del router

Se aplica cada una de las máscaras de subred y, si la subred correspondiente coincide con la dirección base, entonces se utiliza la entrada de SiguienteSalto.

- a) Aplicando la máscara de subred 255.255.252.0, se obtiene 128.96.168.0 y no coincide.

$$128.96.10101011.92 = 128.96.171.92$$

$$255.255.11111100.0 = 255.255.252.0$$

$$128.96.10101000.0 = 128.96.168.0$$

Aplicando la máscara de subred 255.255.254.0, se obtiene 128.96.170.0. Utiliza la interfaz 1 como el siguiente salto.

$$128.96.10101011.92 = 128.96.171.92$$

$$255.255.11111110.0 = 255.255.254.0$$

$$128.96.10101010.0 = 128.96.170.0$$

- b) Aplicando la máscara de subred 255.255.252.0, se obtiene 128.96.164.0 (el siguiente salto es por la interfaz 0).

$$128.96.10100111.151 = 128.96.167.151$$

$$255.255.11111100.0 = 255.255.252.0$$

$$128.96.10100100.0 = 128.96.164.0$$

Aplicando la máscara de subred 255.255.254.0, se obtiene 128.96.166.0 (el siguiente salto es el router 3).

$$128.96.10100111.151 = 128.96.167.151$$

$$255.255.11111110.0 = 255.255.254.0$$

$$128.96.10100110.0 = 128.96.166.0$$

Como 255.255.254.0 es un prefijo más largo, utiliza el router 3 como el siguiente salto.

- c) No coincide con ninguna de las entradas de número de subred, por lo tanto, utiliza el router por defecto, el router 4.

$$128.96.10100011.151 = 128.96.163.151$$

$$255.255.11111100.0 = 255.255.252.0$$

$$128.96.10100000.0 = 128.96.160.0$$

Para la otra máscara resulta 128.96.162.0 y tampoco coincide.

- d) Aplicando la máscara de subred 255.255.252.0, se obtiene 128.96.168.0 y no coincide.

$$128.96.10101001.192 = 128.96.169.192$$

$$255.255.11111100.0 = 255.255.252.0$$

$$128.96.10101000.0 = 128.96.168.0$$

Aplicando la máscara de subred 255.255.254.0, se obtiene 128.96.168.0. Utiliza el router 2 como el siguiente salto.

$$128.96.10101001.192 = 128.96.169.192$$

$$255.255.11111110.0 = 255.255.254.0$$

$$128.96.10101000.0 = 128.96.168.0$$

- e) Aplicando la máscara de subred 255.255.252.0, se obtiene 128.96.164.0. Utiliza la interfaz 0 como el siguiente salto.

128. 96.10100101.121 = 128.96.165.121

255.255.11111100. 0 = 255.255.252.0

128. 96.10100100. 0 = 128.96.164.0

22. Determina si las siguientes direcciones IPv6 son correctas o no. Razona las respuestas.

- a) ::0f53:6382:ab00:67db:bb27:7332

Correcta es 0:0:0f53:6382:ab00:67db:bb27:7332

- b) 7803:42f2::88ec:d4ba:b75d:11cd

Incorrecta, sobran unos ':'. Sería 7803:42f2::88ec:d4ba:b75d:11cd

- c) ::4ba8:95cc::db97:4eab

Incorrecta, no se sabe dónde van las 4 cadenas de ceros que se omiten.

Podría ser ::4ba8:95cc:0:0:db97:4eab, ::4ba8:95cc:0:db97:4eab,

::4ba8:95cc:0:0:0:db97:4eab, 0:4ba8:95cc::db97:4eab, etc.

- d) 74dc::02ba

Correcta, sería 74dc:0:0:0:0:0:0:02ba

- e) ::ffff:128.112.92.116

Correcta. Es una IPv4 escrita como una IPv6.

- f) ::1

Correcta. Es la de *loopback*.

23. Suponer que la MTU de los enlaces entre el host A y el host B está limitado a 1.500 bytes. Se utiliza un protocolo de aplicación para transferencia de archivos con una cabecera de 64 bytes. Indicar cuántos datagramas IPv4 del host A al host B se necesitarían para enviar un archivo de 4.096 bytes en los siguientes casos:

- a) La aplicación utiliza TCP con un MSS de 1.400 bytes y es necesario establecer la conexión. No considerar la fase de desconexión.
b) La aplicación utiliza UDP.

Especificar para cada caso el tamaño, el valor del campo identificación suponiendo que comienza en 356, el valor de los indicadores MF (Más Fragmentos) y NF (No Fragmentar) y el valor del campo desplazamiento de fragmento de cada uno de los datagramas. Asumir el tamaño de las cabeceras sin opciones: TCP de 20 bytes, UDP de 8 bytes, IPv4 de 20 bytes e IPv6 de 40 bytes. ¿Qué ocurriría en ambos casos con IPv6?

Al mensaje de capa de aplicación (el archivo) hay que añadirle la cabecera de 64 bytes \Rightarrow 4.160 bytes.

- a) TCP. Hay que establecer la conexión y para ello hay que enviar un segmento con SYN, recibir otro con SYN y ACK y enviar otro con ACK. Este último ACK podría ir en el primero de los datos, pero aquí vamos a suponer que no. Es decir, para la conexión 2 segmentos de 20 bytes, ya que no hay campo datos.

El MSS es el tamaño máximo de los datos de un segmento. El mensaje a enviar:

$$\left\lceil \frac{4160}{1400} \right\rceil = 3 \text{ segmentos}$$

En total:

- 2 (o uno si superponemos el ACK del establecimiento de la conexión) de 20 bytes
- 2 de $1400 + 20$ (cabecera TCP) = 1420 bytes
- 1 de 1360 ($4160 - 2 \cdot 1400$) + 20 (cabecera TCP) = 1380 bytes

Los 5 datagramas:

- 1º de 40 bytes, NF = 0, MF = 0, identificación 356 y desplazamiento 0
- 2º de 40 bytes, NF = 0, MF = 0, identificación 357 y desplazamiento 0
- 3º de 1440 bytes, NF = X, MF = 0, identificación 358 y desplazamiento 0
- 4º de 1440 bytes, NF = X, MF = 0, identificación 359 y desplazamiento 0
- 5º de 1400 bytes, NF = X, MF = 0, identificación 360 y desplazamiento 0

Datagrama	tamaño	datos	NF	MF	identificación	desplazamiento
1	40	20	0	0	356	0
2	40	20	0	0	357	0
3	1440	1420	X	0	358	0
4	1440	1420	X	0	359	0
5	1400	1380	X	0	360	0

b) UDP. Se genera un único segmento de 4168 bytes \Rightarrow un datagrama de 4188 \Rightarrow debe ser fragmentado \Rightarrow 3 datagramas

- 1º de 1500 ($1480 + 20$) bytes, NF = 0, MF = 1, id 356 y desp 0
- 2º de 1500 ($1480 + 20$) bytes, NF = 0, MF = 1, id 356 y desp 185
- 3º de 1228 ($4168 - 2 \cdot 1480$) + 20 bytes, NF = 0, MF = 0, id 356 y desp 370

Datagrama	tamaño	datos	NF	MF	identificación	desplazamiento
1	1500	1480	0	1	356	0
2	1500	1480	0	1	356	185
3	1228	1208	0	0	356	370

Con IPv6 en TCP, la cabecera IPv6 es de 40 bytes \Rightarrow los datagramas serían de 1460 como máximo. Sería similar a IPv4: 2 datagramas de 60 bytes, 2 datagramas de 1460 bytes y uno de 1420 bytes.

Con IPv6 en UDP, como no hay fragmentación \Rightarrow mensaje ICMP.

24. Se desea diseñar un sistema de comunicaciones basado en CSMA/CD que interconecte equipos a lo largo de una distancia de 500 metros. Suponiendo que la velocidad de transmisión es de 5 Mbps, el retardo de propagación es de $0,02 \mu\text{s}/\text{m}$ y que el tiempo máximo de transmisión de una estación debe ser inferior a 1 ms, determinar el tamaño máximo y mínimo de las tramas en bits.

Mínimo: condición de que $t_{\text{trama}} \geq 2 \cdot t_{\text{prop}}$

$$t_{\text{prop}} = 0,02 \cdot 10^{-6} \cdot 500 = 10 \mu\text{s}$$

$$t_{\text{trama}} = 20 \mu\text{s} = \frac{L_{\text{mín}}}{R} \Rightarrow L_{\text{mín}} = 20 \cdot 10^{-6} \cdot 5 \cdot 10^6 = 100 \text{ bits}$$

Máximo: condición de $t_{\text{trans}} \text{ o } t_{\text{trama}} \leq 1 \text{ ms}$

$$L_{\text{máx}} = 10^{-3} \cdot 5 \cdot 10^6 = 5000 \text{ bits}$$

25. Suponer un conmutador Ethernet con autoaprendizaje que tiene seis nodos, A, B, C, D, E y F, conectados en estrella. Supongamos que ocurren los siguientes sucesos en orden:

- a) B envía una trama a E
- b) E responde enviando una trama a B
- c) A envía una trama a B
- d) B responde enviando una trama a A

Inicialmente la tabla del conmutador está vacía. Mostrar el estado de la tabla del conmutador antes y después de cada uno de estos sucesos. Para cada suceso, identificar el enlace o los enlaces a través de los cuales se reenviará la trama transmitida y justificar brevemente las respuestas.

- a) B envía una trama a E
Como inicialmente la tabla está vacía, reenvía la trama por las interfaces de A, C, D, E y F, ya que no sabe dónde está E. El conmutador aprende la interfaz donde está B e introduce en la tabla la MAC de B asociándola con esa interfaz.
- b) E responde enviando una trama a B
En su tabla ya tiene la entrada que asocia la MAC de B con su interfaz, por tanto, la reenvía solo a B. El conmutador aprende la interfaz donde está E e introduce en la tabla la MAC de E asociándola con esa interfaz.
- c) A envía una trama a B
En su tabla ya tiene la entrada que asocia la MAC de B con su interfaz, por tanto, la reenvía solo a B. El conmutador aprende la interfaz donde está A e introduce en la tabla la MAC de A asociándola con esa interfaz.
- d) B responde enviando una trama a A
En su tabla ya tiene la entrada que asocia la MAC de A con su interfaz, por tanto, la reenvía solo a A. La tabla queda como estaba.

Al final, la tabla queda con las entradas correspondientes a A, B, E

26. Suponer que hay cuatro nodos conectados a un concentrador mediante enlaces Ethernet a 10 Mbps. Las distancias entre el concentrador y estos cuatro nodos son 300, 400, 500 y 700 metros, respectivamente. La velocidad de propagación de la señal es de 2×10^8 m/s. ¿Cuál es el tamaño mínimo de trama requerido? ¿Cuál es el tamaño máximo de trama requerido?

Mínimo: condición de que $t_{\text{trama}} \geq 2 \cdot t_{\text{prop}}$ en el peor caso

$$t_{\text{prop}} = \frac{500 + 700}{2 \cdot 10^8} = 6 \cdot 10^{-6} \text{ s}$$

$$t_{\text{trama}} = \frac{\text{tamaño}}{R} \implies \text{tamaño} = 2 \cdot 6 \cdot 10^{-6} \cdot 10 \cdot 10^6 = 120 \text{ bits}$$

Máximo: no hay límite

27. Supongamos que se quiere incrementar la velocidad de enlace en el cable Ethernet. ¿Cómo afectará esta actualización al tamaño mínimo de las tramas? Si se actualiza a una velocidad mayor y no es posible modificar el tamaño de la trama, ¿qué otra cosa se puede hacer para que la red pueda seguir operando correctamente?

El tiempo de trama debe ser mayor que el doble del tiempo de propagación máximo. Por tanto, una mayor velocidad implica que **la trama tiene que ser más grande**, ya que se transmiten más bits por segundo. Si no se puede incrementar el tamaño de la trama, habrá que hacer **el segmento más corto**, introduciendo conmutadores para segmentar la LAN.