



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería
Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

Ejercicios – Tema 4

1. ¿Para qué sirve el programa *ping*? ¿y el programa *traceroute*?

El programa *ping* se utiliza para comprobar el estado de un host utilizando el protocolo ICMP. El host origen manda un mensaje de solicitud de eco con un identificador. Si el destino está conectado, la comunicación es posible y está correctamente configurada, el host origen recibirá un mensaje de respuesta de eco con el mismo código. Este programa sirve asimismo para calcular empíricamente la latencia de la conexión.

El programa *traceroute* se utiliza para averiguar todos los nodos intermedios en la comunicación entre dos dispositivos y la latencia de cada salto. Para ello, se utilizan varios paquetes ICMP de solicitud de eco con un valor creciente del campo TTL (1,2,...) de la cabecera IP, de forma que se envía un paquete ICMP de TTL excedido en el primer nodo intermedio, el segundo, etc. hasta el nodo destino.

2. ¿Qué protocolos de un paquete puede cambiar un *router*? ¿En qué circunstancias?

Un *router* puede cambiar los protocolos situados debajo de la capa de red, siempre que sea necesario debido a que las redes que interconecta tengan dichos protocolos diferentes. Por ejemplo, una red doméstica típica es aquella basada en wifi (IEEE 802.11) y con acceso a Internet contratado con tecnología ADSL. En este caso, el router inalámbrico deberá modificar el protocolo de las capas físicas y de enlace convenientemente.

3. Describa brevemente la diferencia entre un *switch*, *router* y un *hub*.

Un *hub* o concentrador es un dispositivo de interconexión de hosts o dispositivos finales que trabaja puramente en difusión. Esto implica que cada vez que se recibe un paquete por una de sus interfaces de entrada, el mismo se reenvía por todas las de salida. Se puede considerar que opera en capa física del modelo OSI, ya que se limita a realizar la retransmisión de los paquetes.

Un *switch* o conmutador es un dispositivo de interconexión de hosts o dispositivos finales que puede trabajar inicialmente en difusión, como un *hub*, pero que a partir del envío de tráfico puede reconocer qué dispositivos están conectados en qué interfaces. Así, una red interconectada con un *switch* no opera en difusión, de forma que el paquete con un determinado destino es únicamente re-enviado por la interfaz de conexión apropiada. Opera en capa de enlace del modelo OSI.

Un *router* o enrutador es un dispositivo de interconexión de redes que opera en capa de red del modelo OSI, por lo que tiene funcionalidades asociadas al enrutamiento entre distintas redes interconectadas.



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería
Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

4. Estime el tiempo involucrado en la transmisión de un mensaje de datos para la técnica de conmutación de paquetes mediante datagramas (CDP) considerando los siguientes parámetros:

M: longitud en bits del mensaje a enviar.

V: velocidad de transmisión de las líneas en bps.

P: longitud en bits de los paquetes.

H: bits de cabecera de los paquetes.

N: número de nodos intermedios entre las estaciones finales.

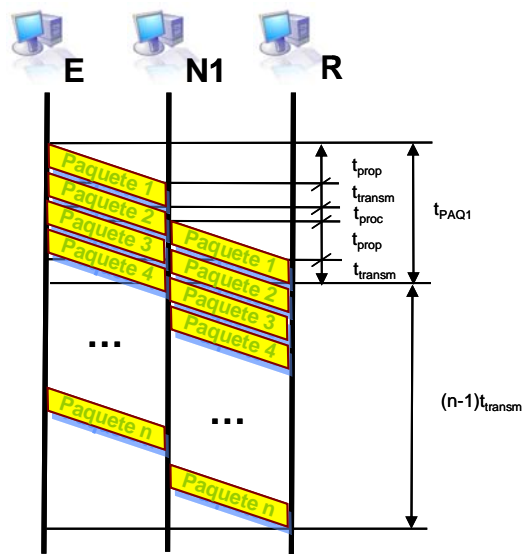
D: tiempo de procesamiento en segundos en cada nodo.

R: retardo de propagación, en segundos, asociado a cada enlace.

Ejercicio resuelto en “Transmisión de Datos y Redes de Computadores”, P. García-Teodoro, J.E. Díaz-Verdejo, J.M. López-Soler, Pearson, 2007, página 164. Ver únicamente la solución de CPD.

5. Un mensaje de 64 kB se transmite a lo largo de dos saltos de una red. Ésta limita la longitud máxima de los paquetes a 2 kB y cada paquete tiene una cabecera de 32 bytes. Las líneas de transmisión de la red no presentan errores y tienen una capacidad de 50 Mbps. Cada salto corresponde a una distancia de 1000 km. ¿Qué tiempo se emplea en la transmisión del mensaje mediante datagramas?

Sean E el emisor, N1 el nodo intermedio y R el receptor. En el caso de enviar los paquetes mediante datagramas, se procederá al envío de todos los paquetes sin ningún establecimiento previo de conexión ni ninguna operación adicional. De esta forma, se enviarán consecutivamente todos los paquetes a partir del instante inicial, tal como se muestra en la figura.



Por tanto, podemos descomponer el tiempo empleado en el envío del mensaje, $t_{\text{mensaje}}^{\text{dat}}$, en dos contribuciones: el tiempo empleado por el primer paquete en alcanzar el destino, t_{PAQ1} , más el tiempo empleado en la transmisión de los restantes paquetes. Así, suponiendo que el mensaje se descompone en n paquetes, tendremos:

$$t_{\text{mensaje}}^{\text{dat}} = t_{\text{PAQ1}} + (n-1)t_{\text{transm}}$$



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

donde t_{transm} corresponde al tiempo empleado en transmitir un paquete.

A su vez, el tiempo empleado por el primer paquete será la suma del tiempo en llegar al primer nodo, $t_{PAQ1}^{E \rightarrow N1}$, más el tiempo en alcanzar el destino desde el primer nodo, $t_{PAQ1}^{N1 \rightarrow R}$, que puede ser expresado en función del tiempo de transmisión, el de propagación sobre los enlaces, t_{prop} , y el retardo de procesamiento, t_{proc} , de acuerdo a:

$$t_{PAQ1} = t_{PAQ1}^{E \rightarrow N1} + t_{PAQ1}^{N1 \rightarrow R} = t_{transm}^E + t_{prop}^{E \rightarrow N1} + t_{proc}^{N1} + t_{transm}^{N1} + t_{prop}^{N1 \rightarrow R}$$

donde los superíndices indican los sistemas implicados en cada caso.

Teniendo en cuenta que ambos enlaces tienen la misma longitud y que las velocidades de transmisión son idénticas, podemos agrupar términos de la forma,

$$t_{PAQ1} = t_{PAQ1}^{E \rightarrow N1} + t_{PAQ1}^{N1 \rightarrow R} = 2(t_{transm} + t_{prop}) + t_{proc}^{N1}$$

Por tanto, el tiempo total será

$$t_{mensaje}^{dat} = 2(t_{transm} + t_{prop}) + t_{proc}^{N1} + (n-1)t_{transm}$$

Podemos obtener los valores de los tiempos de propagación y transmisión a partir de los datos suministrados, sin más que considerar la velocidad de la luz en un medio guiado, de la forma

$$t_{prop} = \frac{d}{v_{prop}} = \frac{10^6 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = 0,005 \text{ s}$$

$$t_{transm} = \frac{L}{R} = \frac{2 \text{ kB} \cdot 1024 \text{ B/kB} \cdot 8 \text{ b/B}}{50 \cdot 10^6 \text{ bps}} = 0,00033 \text{ s}$$

Por otra parte, el número de paquetes vendrá determinado por la longitud del mensaje a transmitir y el tamaño de la carga útil de cada paquete. De acuerdo al enunciado, la longitud de cada paquete es $L=2 \text{ kB}$ con una cabecera de 32 bytes, por lo que, para enviar un mensaje de $M=64 \text{ kB}$ se necesitarán

$$n = \left\lceil \frac{M}{L_{util}} \right\rceil = \left\lceil \frac{64 \text{ kB} \cdot 1024 \text{ B/kB}}{2 \text{ kB/paq} \cdot 1024 \text{ B/kB} - 32 \text{ B/paq}} \right\rceil = 33 \text{ paq}$$

donde hemos considerado que el último paquete se rellena hasta completar el tamaño indicado.

Finalmente, si consideramos el tiempo de procesamiento despreciable, obtendremos un tiempo total

$$t_{mensaje}^{dat} = 2(5 + 0,33) + 32 \cdot 0,33 \text{ ms} = 21,22 \text{ ms}$$

6. Una aplicación audiovisual en tiempo real hace uso de conmutación de paquetes para transmitir voz a 32 kbps y vídeo a 64 kbps a través de la conexión de red de la figura. Se consideran paquetes de voz e información de audio con dos longitudes distintas: 10 ms y 100 ms. Cada paquete tiene además una cabecera de 40 octetos.
 - a. Encuentre para ambos casos el porcentaje de bits suplementarios que supone la cabecera.
 - b. Dibuje un diagrama temporal e identifique todas las componentes del retardo extremo a extremo en la conexión anterior. Recuerde que un paquete no puede ser transmitido hasta que esté completo y que no se puede retransmitir hasta que no se haya recibido completamente. Suponga despreciables los errores a nivel de bit.
 - c. Evalúe todas las componentes del retardo de las que se dispone suficiente



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

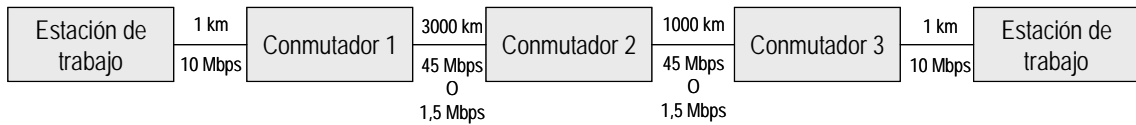
3º del Grado en Ingeniería Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

información. Considere las dos longitudes de paquete aceptadas. Suponga que la señal se propaga a una velocidad de 1 km/5 microsegundos y considere dos velocidades para la red troncal: 45 Mbps y 1,5 Mbps. Resuma el resultado para los cuatro posibles casos en una tabla con cuatro entradas.

- d. ¿Cuál de las componentes anteriores implica la existencia de retardos de cola?



- a) Para obtener el porcentaje de bits suplementarios hemos de obtener, en primer lugar, el número de bits de datos en cada paquete. Así, para voz a 32 kbps con 10 ms de duración de paquetes, tendremos:

$$L_{voz} = tR = 10 \cdot 10^{-3} \text{ s} \cdot 32 \cdot 10^3 \text{ kbps} \Rightarrow L_{voz} = 320 \text{ bits}$$

En el caso de vídeo,

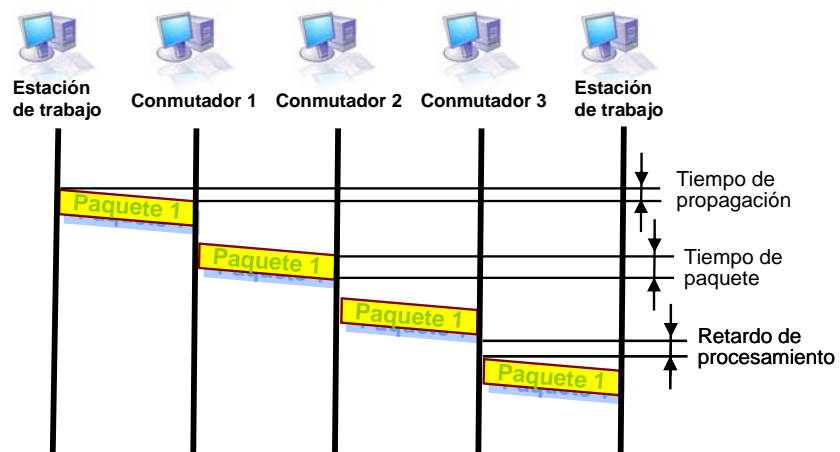
$$L_{video} = tR = 100 \cdot 10^{-3} \text{ s} \cdot 64 \cdot 10^3 \text{ kbps} \Rightarrow L_{video} = 6400 \text{ bits}$$

Por lo que, dado que hay que añadir 40 octetos de cabecera, los porcentajes de bits suplementarios son:

$$\%_{video}^{sup} = \frac{40 \cdot 8}{6400 + 40 \cdot 8} \cdot 100 \Rightarrow \%_{video}^{sup} = 4,76 \%$$

$$\%_{voz}^{sup} = \frac{40 \cdot 8}{320 + 320} \cdot 100 \Rightarrow \%_{voz}^{sup} = 50 \%$$

- b) La transmisión de un paquete corresponderá, gráficamente, con la figura



en la que se han identificado los tres retardos implicados: el tiempo de propagación en cada enlace, que corresponderá con el tiempo empleado por la señal para propagarse de un extremo a otro de cada uno de los enlaces, el tiempo de paquete, necesario para que cada conmutador reenvíe los paquetes tras recibirlos y procesarlos, y el tiempo de procesamiento, que corresponde al tiempo que los paquetes deben permanecer en la cola más el tiempo empleado en el encaminamiento y conmutación del paquete.

- c) De los tres retardos identificados, únicamente podemos evaluar el tiempo de



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

propagación en cada enlace y el tiempo de paquete, ya que no se proporcionan datos que permitan establecer el retardo de procesamiento. Además, este último se suele despreciar al ser comúnmente varios órdenes de magnitud menor que los otros. Los tiempos de paquete se pueden obtener a partir de la longitud de los mismos y de las velocidades de los enlaces.

$$t_{\text{paquete}} = \frac{L_{\text{paquete}}}{R_{\text{enlace}}}$$

Aplicándolo a los enlaces y tamaños de paquete disponibles, obtenemos

$$\text{Enlace 1: } t_{\text{paquete}}^{\text{voz, enlace1}} = \frac{640 \text{ bits}}{10^7 \text{ bps}} = 0,064 \text{ ms} \quad t_{\text{paquete}}^{\text{video, enlace1}} = \frac{6720 \text{ bits}}{10^7 \text{ bps}} = 0,672 \text{ ms}$$

$$\text{Enlace 2(a): } t_{\text{paquete}}^{\text{voz, enlace2A}} = \frac{640 \text{ bits}}{45 \cdot 10^6 \text{ bps}} = 0,014 \text{ ms} \quad t_{\text{paquete}}^{\text{video, enlace2A}} = \frac{6720 \text{ bits}}{45 \cdot 10^6 \text{ bps}} = 0,149 \text{ ms}$$

$$\text{Enlace 2(b): } t_{\text{paquete}}^{\text{voz, enlace2B}} = \frac{640 \text{ bits}}{1,5 \cdot 10^6 \text{ bps}} = 0,427 \text{ ms} \quad t_{\text{paquete}}^{\text{video, enlace2B}} = \frac{6720 \text{ bits}}{1,5 \cdot 10^6 \text{ bps}} = 4,48 \text{ ms}$$

El enlace 3 presenta los mismos tiempos de paquete que el 2.

El enlace 4 presenta los mismos tiempos de paquete que el 1.

Los tiempos de propagación dependen de la longitud de los enlaces y de la velocidad de propagación:

$$t_{\text{prop}} = \frac{d_{\text{enlace}}}{v_{\text{prop}}} = \frac{d_{\text{enlace}}}{1 \text{ km} / 5 \mu\text{s}} = \frac{d_{\text{enlace}}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}}$$

Por tanto, los tiempos serán:

$$\text{Enlace 1: } t_{\text{prop}}^{\text{enlace1}} = \frac{d_{\text{enlace1}}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = \frac{1000 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} \Rightarrow t_{\text{prop}}^{\text{enlace1}} = 5 \mu\text{s}$$

$$\text{Enlace 2: } t_{\text{prop}}^{\text{enlace2}} = \frac{d_{\text{enlace2}}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = \frac{3 \cdot 10^6 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} \Rightarrow t_{\text{prop}}^{\text{enlace2}} = 15 \text{ ms}$$

$$\text{Enlace 3: } t_{\text{prop}}^{\text{enlace3}} = \frac{d_{\text{enlace3}}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} = \frac{10^6 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/s}} \Rightarrow t_{\text{prop}}^{\text{enlace3}} = 5 \text{ ms}$$

El enlace 4 presenta el mismo tiempo de propagación que el 1.

El tiempo de propagación total es:

$$t_{\text{prop}}^{\text{TOTAL}} = t_{\text{prop}}^{\text{enlace1}} + t_{\text{prop}}^{\text{enlace2}} + t_{\text{prop}}^{\text{enlace3}} + t_{\text{prop}}^{\text{enlace4}} \Rightarrow t_{\text{prop}}^{\text{TOTAL}} = 20,01 \text{ ms}$$

Por tanto, los tiempos totales para las 4 posibilidades (voz-video, 1,5-45 Mbps) son:

	Voz	Vídeo
Enlaces 1,5 Mbps	20.98 ms	30.3 ms
Enlaces 45 Mbps	20.16 ms	21.64 ms

- d) Como se ha mencionado anteriormente, la componente que implica retardos en cola es el tiempo de procesamiento, que es la suma del tiempo en la cola y el tiempo empleado en el encaminamiento de los paquetes.



Universidad de Granada

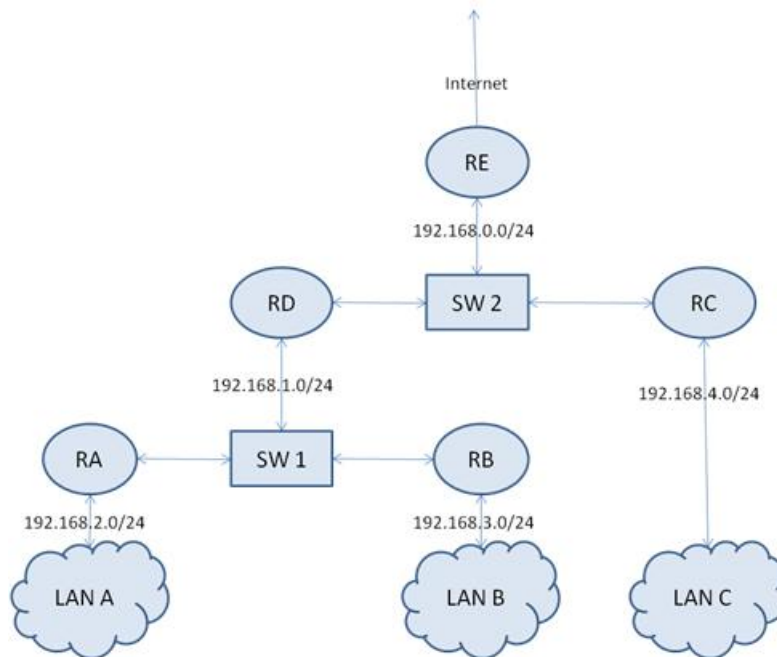
Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

7. Imagine una situación donde hay cinco routers RA-RE. RA, RB y RC se conectan cada uno a una red local A, B y C, siendo cada router única puerta de enlace de cada red. RA, RB y RD están conectados entre sí a través de un switch. RC, RD y RE están conectados entre sí a través de un switch. RE conecta a Internet a través de la puerta de acceso especificada por el ISP. Especifique tablas de encaminamiento en los routers. Asigne a voluntad las direcciones IP e interfaces necesarias.



En primer lugar, para especificar una solución es necesario asignar direcciones IP en interfaces a los routers de la topología. Para ser un poco sistemáticos, haremos la siguiente asignación.

- Interfaces: Llamaremos Eth0 a la interfaz del enlace que sale de cada router hacia abajo, y Eth1 a la otra.
- Direcciones: En cada subred, cogeremos la dirección de host .1 para el router que se conecta al switch desde arriba, la .2 desde la izquierda y la .3 desde la derecha. Asumiremos que la IP pública del router de acceso es la 80.5.5.0/30.

Con estas asignaciones, las tablas de encaminamiento serán las siguientes. Para construir cada una de ellas, seguimos las recomendaciones de la teoría:

- Primero: añadir las subredes directamente conectadas
- Segundo: añadir la orden por defecto en la dirección con mayor número de IPs.
- Tercero: añadir las redes que faltan.

Donde sea posible, usaremos compresión (summarization) de rutas, de forma que el número de entradas en la tabla de encaminamiento sea mínimo.



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

Tabla RA:

IP destino	Máscara	Siguiente Nodo	Interfaz
192.168.2.0	255.255.255.0	-	Eth0
192.168.1.0	255.255.255.0	-	Eth1
0.0.0.0	0.0.0.0	192.168.1.1 (RD)	Eth1
192.168.3.0	255.255.255.0	192.168.1.3 (RB)	Eth1

Tabla RB:

IP destino	Máscara	Siguiente Nodo	Interfaz
192.168.3.0	255.255.255.0	-	Eth0
192.168.1.0	255.255.255.0	-	Eth1
0.0.0.0	0.0.0.0	192.168.1.1 (RD)	Eth1
192.168.2.0	255.255.255.0	192.168.1.2 (RA)	Eth1

Tabla RC:

IP destino	Máscara	Siguiente Nodo	Interfaz
192.168.4.0	255.255.255.0	-	Eth0
192.168.0.0	255.255.255.0	-	Eth1
0.0.0.0	0.0.0.0	192.168.0.1 (RE)	Eth1
192.168.0.0	255.255.252.0	192.168.0.2 (RD)	Eth1

Tabla RD:

IP destino	Máscara	Siguiente Nodo	
192.168.0.0	255.255.255.0	-	Eth1
192.168.1.0	255.255.255.0	-	Eth0
0.0.0.0	0.0.0.0	192.168.0.1 (RE)	Eth1
192.168.2.0	255.255.255.0	192.168.1.2 (RA)	Eth0
192.168.3.0	255.255.255.0	192.168.1.3 (RB)	Eth0
192.168.4.0	255.255.255.0	192.168.0.3 (RC)	Eth1

Tabla RE:

IP destino	Máscara	Siguiente Nodo	
192.168.0.0	255.255.255.0	-	Eth0
80.5.5.5.0	255.255.255.252	-	Eth1
0.0.0.0	0.0.0.0	80.5.5.5.1	Eth1
192.168.0.0	255.255.252.0	192.168.0.2 (RD)	Eth0
192.168.4.0	255.255.255.0	192.168.0.3 (RC)	Eth0

Donde en las tablas de RC y RE, en negrita, se señala la compresión de las tres rutas bajo el router RD.



Universidad de Granada

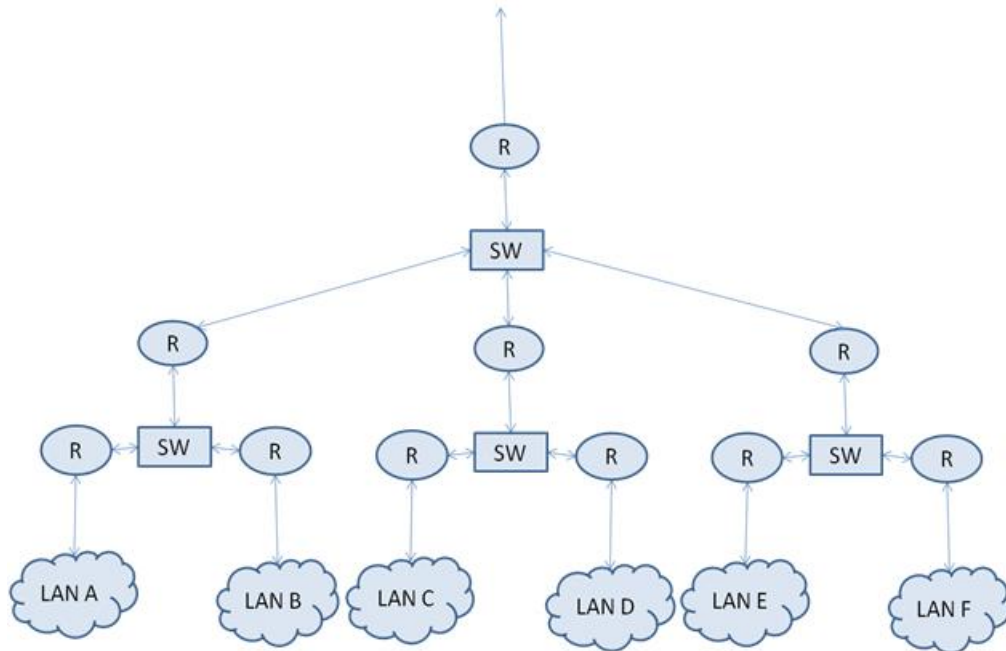
Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería
Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

8. Asigne las direcciones de subred en la siguiente topología a partir de 192.168.0.0 para minimizar el número de entradas en las tablas de encaminamiento, asumiendo que en las redes LAN puede haber hasta 50 PCs.



Para solucionar este ejercicio, la minimización de las entradas en las tablas de encaminamiento pasa por un adecuado diseño jerárquico de las direcciones de subred. Aquí se plantea una forma sistemática de resolución, que no es la única posible. Para ello, realizamos cuatro pasos:

- Establecer las máscaras de subred con la información suministrada.
 - Establecer las direcciones de subred.
 - Establecer todas las direcciones de dispositivo necesarias.
 - Obtener las tablas de encaminamiento.
- a) Para establecer las máscaras de subred, recorreremos la topología de abajo hacia arriba parándonos en cada nodo de interconexión IP (cada router) para establecer la necesidad de direcciones y a partir de ahí la máscara asociada.
- Empezamos fijándonos en los routers de acceso de cada red LAN. Para cada LAN debajo del router de acceso necesitamos un total de 50 (PCs) + 1 (router) + 2 (subred y broadcast) direcciones IP, en total 53 direcciones. La potencia de 2 igual o inmediatamente superior es 64, que requiere de 6 bits, o lo que es lo mismo una máscara de red de $32-6=26$ unos \rightarrow /26. Estamos asumiendo que 50 PCs es lo máximo que va a tener cada LAN, incluyendo las posibles futuras incorporaciones. En el caso que se hablara de un crecimiento potencial de la red, se podría pensar en mayor cantidad de bits para PCs en la subred.



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería Informática



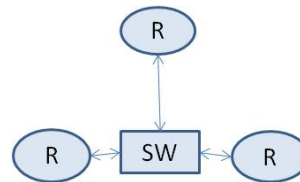
Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

/26 →



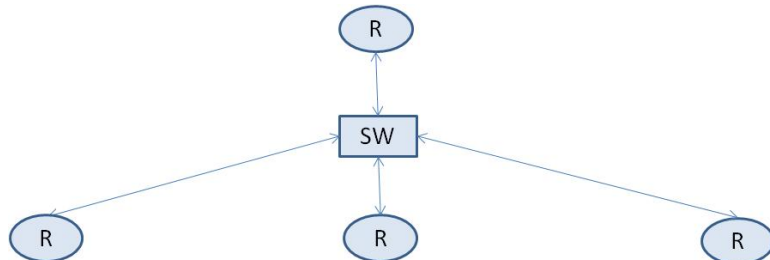
- ii. Seguimos por los routers en segundo nivel de jerarquía, que se interconectan cada uno a otros dos routers con una LAN asociada. En total, cada router deja por debajo tres subredes (dos LAN más la de interconexión), para las que como máximo se necesitan 6 bits de direcciones de acuerdo al punto anterior. La potencia de 2 igual o inmediatamente superior a 3 (subredes) es 4, que requiere de 2 bits más los 6 bits de direccionamiento en cada subred. Por tanto, la máscara de red es de $32-8=24$ unos → /24.

/24 →



- iii. El último nivel de jerarquía es el router de acceso de toda la red. En total, el router deja por debajo cuatro subredes /24. La potencia de 2 igual a 4 (subredes) es 4, que requiere de 2 bits más los 8 bits de direccionamiento en cada subred. Por tanto, la máscara de red es de $32-10=22$ unos → /22.

/22 →



- b) La asignación de subredes puede llevarse a cabo de la siguiente forma. Empezamos de arriba hasta abajo¹.

- i. Empezamos asignando desde el principio la subred principal:

a. 192.168.0.0/22

- ii. El siguiente punto es asignar las tres subredes siguientes. Para ello, consideramos que son /24 y que el primer espacio (192.168.0.0/24) servirá para las direcciones de la subred de conexión de i.:

a. 192.168.1.0/24

¹ En clase y en la resolución se ha visto una asignación de direcciones posible, empezando desde abajo hasta arriba. Por mostrar otra posibilidad, empezaremos en esta resolución desde arriba hasta abajo.



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

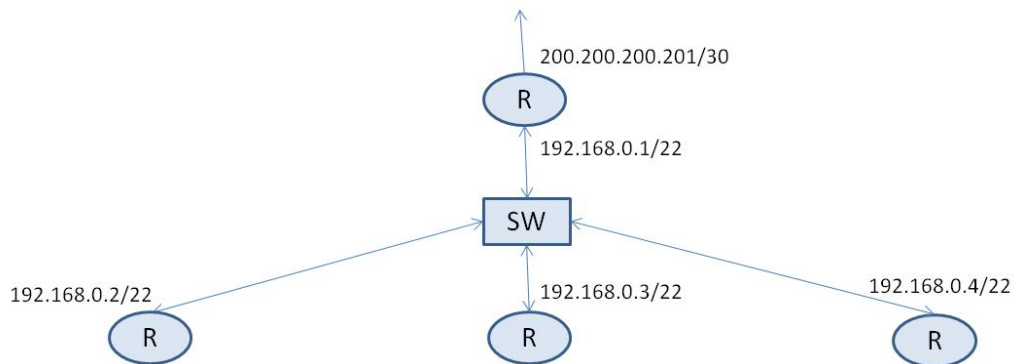
- b. 192.168.2.0/24
- c. 192.168.3.0/24

iii. Para cada una de las tres subredes, hemos de diseñar las subredes /26. De nuevo, volvemos a dejar el primer espacio /26 para las subredes de interconexión del punto anterior.

- a. LAN A: 192.168.1.64/26
- b. LAN B: 192.168.1.128/26
- c. LAN C: 192.168.2.64/26
- d. LAN D: 192.168.2.128/26
- e. LAN E: 192.168.3.64/26
- f. LAN F: 192.168.3.128/26

- c) Para evitar extender mucho esta explicación, haremos la asignación de hosts (punto c)) y la tabla de encaminamiento (punto d)) sólo en el router superior, el de acceso a Internet. En primer lugar, necesitamos establecer una subred pública de acceso a Internet, con direcciones públicas. Por ejemplo, la 200.200.200.200/30. Así, el router de acceso puede tener la dirección pública 200.200.200.201 y el del lado del ISP la 200.200.200.202.

Por otro lado, en el apartado b.i y b.ii hemos decidido que la subred ocuparía la primera porción de 192.168.0.0/22, por tanto una posible asignación nos queda:



- d) Con esta asignación, la tabla de encaminamiento en el router de acceso queda como sigue. Primero añadimos las redes directamente conectadas (2), luego la opción por defecto, hacia Internet, y finalmente todo lo que nos quede (3 subredes más) Por simplicidad, no se han añadido interfaces de red, ya que además el enunciado no lo pedía, y se ha utilizado la nomenclatura /n para las máscaras:

IP destino	Máscara	Siguiente Nodo
200.200.200.200	/30	-
192.168.0.0	/22	-
0.0.0.0	/0	200.200.200.202
192.168.1.0	/24	192.168.0.2
192.168.2.0	/24	192.168.0.3
192.168.3.0	/24	192.168.0.4



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería
Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

9. Un datagrama de 4020 bytes pasa de una red Token Ring con THT 8 ms (MTU 4400) a una Ethernet (MTU 1500) y después pasa por un enlace PPP con bajo retardo (MTU 296). Si ese mismo datagrama pasara directamente de la red Token Ring al enlace PPP (sin pasa por la red Ethernet) ¿habría alguna diferencia en la forma como se produce la fragmentación? Especifique en ambos casos los fragmentos obtenidos.

Considerando datagramas IP sin opciones, tenemos un total de 20B de cabecera, el datagrama tiene un total de 4000B de datos en capa de red (que incluyen capa de transporte y aplicación). La red Token Ring no afecta al datagrama, ya que su MTU es superior al tamaño total del datagrama. Al pasar a la red Ethernet, el datagrama se fragmenta en el siguiente número de fragmentos:

$$N_f = \left\lceil \frac{4020 - 20}{1500 - 20} \right\rceil = 3$$

de forma que tendremos dos fragmentos de 1500 bytes más otro de:

$$F_3 = 4020 - 20 - 2 \cdot (1500 - 20) + 20 = 1060$$

A su vez, cada fragmento de 1500 generará los siguientes fragmentos en la red PPP:

$$N_f = \left\lceil \frac{1500 - 20}{296 - 20} \right\rceil = 6$$

de forma que tendremos 5 fragmentos de 296B más uno de:

$$F_6 = 1500 - 20 - 5 \cdot (296 - 20) + 20 = 120$$

El fragmento Ethernet de 1060 generará los siguientes fragmentos en la red PPP:

$$N_f = \left\lceil \frac{1060 - 20}{296 - 20} \right\rceil = 4$$

de forma que tendremos 3 fragmentos de 296B más uno de:

$$F_4 = 1060 - 20 - 3 \cdot (296 - 20) + 20 = 232$$

En conclusión, tras pasar el datagrama de 4020B por la red Ethernet y luego por la PPP, se generan 13 fragmentos de 296B más 2 fragmentos de 120B y un fragmento de 232B. Podemos comprobar fácilmente que el resultado es correcto:

$$13 \cdot (296 - 20) + 2 \cdot (120 - 20) + (232 - 20) + 20 = 4020$$



Universidad de Granada

Fundamentos de Redes

3º del Grado en Ingeniería Informática



Dept. Teoría de la Señal,
Telemática y Comunicaciones

Como vemos, hemos aumentado 16 veces el tamaño de bytes de cabeceras, al generar 16 datagramas a partir de 1 sólo.

Todos los fragmentos tendrán el mismo identificativo (el del datagrama original) y el flag MF a 1, excepto el último que lo tendrá a 0. El offset aparece en la siguiente tabla.

# Frag.	offset	# Frag.	offset	# Frag.	Offset	# Frag.	offset
1	0	5	1104	9	2032	13	2960
2	276	6	1380	10	2308	14	3236
3	552	7	1480	11	2584	15	3512
4	828	8	1756	12	2860	16	3788

Por otro lado, si consideramos el paso directo desde la red Token Ring hasta la PPP, el número de fragmentos resultante es:

$$N_f = \left\lceil \frac{4020 - 20}{296 - 20} \right\rceil = 15$$

de forma que tendremos 14 fragmentos de 296B más uno de:

$$F_{15} = 4020 - 20 - 14 \cdot (296 - 20) + 20 = 156$$

De nuevo, podemos comprobar que el resultado es correcto:

$$14 \cdot (296 - 20) + (156 - 20) + 20 = 4020$$

Como vemos, hemos aumentado en 15 veces el tamaño de bytes original de cabeceras, un fragmento menos que en el primer caso.

Todos los fragmentos tendrán el mismo identificativo (el del datagrama original) y el flag MF a 1, excepto el último que lo tendrá a 0. El offset aparece en la siguiente tabla.

# Frag.	offset	# Frag.	offset	# Frag.	Offset	# Frag.	offset
1	0	5	1104	9	2208	13	3312
2	276	6	1380	10	2484	14	3588
3	552	7	1656	11	2760	15	3864
4	828	8	1932	12	3036		

10. ¿Cómo podría utilizar ICMP para hacer una estimación de la latencia entre dos entidades finales? ¿Y para estimar la latencia de un enlace en particular entre dos routers?

En ambos casos, utilizando mensajes de solicitud/respuesta de sello de tiempo ICMP. En el primer caso, se puede utilizar el programa *ping*, como se explica en la primera relación. En el segundo, se podría utilizar *traceroute* desde un origen hasta un destino que incluya el enlace entre los routers.