

**REDES INFORMÁTICAS**  
**CUARTA EDICIÓN**  
**PROBLEMA SOLUCIONES**  
**ANDREW S. Tanenbaum**  
*Vrije Universiteit*  
*Amsterdam, Países Bajos*  
**Prentice Hall PTR**  
Upper Saddle River, NJ 07458

## **Página 2**

© 2003 Pearson Education, Inc.

Publicado como Prentice Hall PTR

Upper Saddle River, Nueva Jersey 07458

Todos los derechos reservados. Ninguna parte de este libro puede ser reproducida en cualquier forma o por cualquier medio, sin el permiso por escrito del editor.

Impreso en los Estados Unidos de América

10 9 8 7 6 5 4 3 2 1

ISBN 0-13-046002-8

Pearson Educación LTD.

Pearson Education Australia Pty, Limited

Pearson Education Singapore, Pte. Ltd.

Pearson Education Norte Asia Ltd.

Pearson Education Canada, Ltd.

Pearson Educación de México, SA de CV

Pearson Educación - Japón

Pearson Education Malasia, Pte. Ltd.

**SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 1**

1. El perro puede llevar 21 gigabytes o 168 gigabits. Una velocidad de 18 km / hora es igual a  $0,005$  kilómetros / segundo. El tiempo para viajar distancia  $x$  es  $x \text{ km} / 0.005 = 200x \text{ seg}$ , produciendo una velocidad de datos de  $168/200x \text{ Gbps}$  o  $840/x \text{ Mbps}$ . Para  $x < 5,6$  kilómetros, el perro tiene una tasa más alta que la línea de comunicación.

2. El modelo de LAN se puede cultivar de forma incremental. Si la LAN es sólo un cable largo no puede ser derribado por un solo fallo (si se replican los servidores) Se es probablemente más barato. Proporciona más potencia de cálculo y mejor interactivo interfaces.

3. Un enlace de fibra transcontinental podría tener muchos gigabits / segundo de ancho de banda, pero la latencia también será alto debido a la velocidad de propagación de la luz a través de miles de kilómetros. En contraste, un módem de 56 kbps llamando a un ordenador en el mismo edificio tiene poco ancho de banda y baja latencia.

4. Se necesita un tiempo de entrega uniforme de voz, por lo que el nivel de trepidación en la red-trabajo es importante. Esto podría ser expresado como la desviación estándar del tiempo de entrega. Tener retraso corto pero gran variabilidad es en realidad peor que un retraso algo más larga y baja variabilidad.

5. No. La velocidad de propagación es de  $200.000 \text{ km} / \text{seg}$  o  $200 \text{ metros} / \text{microsegundos}$ . En 10 microsegundos que la señal viaja a 2 km. Por lo tanto, cada conmutador añade el equivalente de 2 kilómetros cable de extra. Si el cliente y el servidor están separados por 5000 kilómetros, atravesando incluso 50 interruptores agrega a sólo 100 km hasta la ruta de acceso total, que es sólo el 2%. Por lo tanto, retardos a la conexión no es un factor importante en estas circunstancias.

6. La solicitud tiene que ir arriba y abajo, y la respuesta tiene que ir arriba y abajo.

La longitud total del camino recorrido es, pues, 160.000 kilómetros. La velocidad de la luz en el aire

y el vacío es de  $300.000 \text{ km} / \text{s}$ , por lo que el retardo de propagación es solo

160000/300000 seg o unos 533 mseg.

7. Obviamente no hay una única respuesta correcta aquí, pero los siguientes puntos

parece relevante. El sistema actual tiene una gran cantidad de inercia (cheques y balances)

construido en él. Esta inercia puede servir para mantener las condiciones jurídicas, económicas y

sistemas sociales sean un vuelco cada vez que un partido diferente

llegue al poder. Además, muchas personas tienen opiniones fuertes sobre controvertido

cuestiones sociales, sin saber muy bien por los hechos del asunto. Permitir mal

dictámenes motivados a ser escrito en la ley puede ser indeseable. El potencial

efectos de las campañas de publicidad por parte de grupos de interés especial de un tipo u

otro también tienen que ser considerados. Otra cuestión importante es la seguridad. Una gran cantidad de

personas podrían preocuparse por un chico de 14 años hackear el sistema y la falsificación de

los resultados.

---

## Página 4

2

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 1

8. Llame al routers  $A, B, C, D$  y  $E$ . Hay diez líneas posibles:  $AB, AC, AD, AE, BC, BD, BE, CD, CE$  y  $DE$ . Cada uno de ellos tiene cuatro posibilidades (tres velocidades o sin línea), por lo que el número total de topologías es 410

$= 1.048.576$ .

A 100 ms cada uno, se necesita 104,857.6 seg, o un poco más de 29 horas a inspeccionar a todos.

9. El camino medio enrutador router es el doble de la ruta del router raíz media. Número del

niveles del árbol con la raíz como 1 y el nivel más profundo como  $n$ . El camino de

la raíz a nivel  $n$  requiere  $n - 1$  lúpulo, y 0.50 de los routers están en este nivel.

El camino desde la raíz a nivel  $n - 1$  tiene 0,25 de los routers y una longitud de  $n - 2$  saltos. Por lo tanto, la longitud de la trayectoria media,  $L$ , está dada por

$L = 0,5 \times (n - 1) + 0,25 \times (n - 2) + 0,125 \times (n - 3) + \dots$

o

$l =$

$i = 1$

$\Sigma$

$\infty$

$N(0,5)$

yo

-

$i = 1$

$\Sigma$

$\infty$

$i(0.5)$

yo

Esta expresión se reduce a  $l = n - 2$ . El camino medio enrutador router es por lo tanto

$2N - 4$ .

**10.** Distinguir  $n + 2$  eventos. Eventos de 1 a  $n$  consistir en el correspondiente sede de intentar utilizar el canal, es decir, sin una colisión con éxito. La probabilidad de cada uno de estos eventos es  $p(1 - p)$

$n - 1$

. Evento  $n + 1$  es un ocioso canal, con una probabilidad de  $(1 - p)$

$n$

. Evento  $n + 2$  es una colisión. Dado que estos  $n + 2$  eventos son exhaustivos, sus probabilidades deben sumar a la unidad. La probabilidad de una colisión, que es igual a la fracción de ranuras desperdiciados, es a continuación, sólo

$1 - np(1 - p)$

$n - 1$

$-(1 - p)$

$n$

.

**11.** Entre otras razones para el uso de protocolos de capas, utilizando los lleva a romper-

ción hasta el problema de diseño en partes más pequeñas y manejables, y capas significa que los protocolos se pueden cambiar sin afectar a los superiores o inferiores,

**12.** No. En el modelo de protocolo ISO, comunicación física se lleva a cabo sólo en

la capa más baja, no en cada capa.

**13.** Comunicación orientado a la conexión tiene tres fases. En el establecimiento fase se realiza una solicitud para establecer una conexión. Sólo después de esta fase ha sido

completada con éxito se puede iniciar la fase de transferencia de datos y transmisión de datos

portado. Luego viene la fase de liberación. Comunicación sin conexión hace No tienen estas fases. Simplemente envía los datos.

**14.** Mensaje de bytes y arroyos son diferentes. En un flujo de mensajes, la red realiza un seguimiento de los límites del mensaje. En un flujo de bytes, que no lo hace. Por ejem-

plo, supongamos que un proceso escribe 1024 bytes para una conexión y luego un poco más tarde

escribe otros 1.024 bytes. El receptor hace una lectura de 2.048 bytes.

Con un flujo de mensajes, el receptor recibirá dos mensajes, de 1024 bytes

---

## Página 5

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 1

**3**

cada uno. Con un flujo de bytes, los límites del mensaje no cuentan y la receptor obtendrá la totalidad de 2048 bytes como una sola unidad. El hecho de que había

originalmente dos mensajes distintos se pierde.

**15.** Negociación tiene que ver con la obtención de ambas partes se pongan de acuerdo sobre algunos parámetros o

valores que se utilizarán durante la comunicación. El tamaño máximo de paquete es una

ejemplo, pero hay muchos otros.

**16.** El servicio que se muestra es el servicio ofrecido por la capa  $k$  a la capa  $k + 1$ . Otra

servicio que debe estar presente es inferior a la capa  $k$ , es decir, el servicio ofrecido a

la capa  $k$  por la capa subyacente  $k - 1$ .

**17.** La probabilidad,  $P$

$k$

, De un marco que requiere exactamente  $k$  transmisiones es la probabilidad de los primeros  $k - 1$  intenta fallar,  $p$

$k - 1$

, Veces la probabilidad de la  $k$ -ésima

la transmisión sucesiva,  $(1 - p)$ . El número medio de transmisión es a continuación

sólo

$k = 1$

$\Sigma$

$\infty$

$$\begin{aligned}
 & kP \\
 & k \\
 & = \\
 & k = 1 \\
 & \Sigma \\
 & \infty \\
 & k(1-p)p \\
 & k-1 \\
 & = \\
 & 1-p \\
 & 1
 \end{aligned}$$

**18.** (A) la capa de enlace de datos. (B) la capa de red.

**19.** Marcos encapsulan paquetes. Cuando un paquete llega a la capa de enlace de datos, la cosa entera, cabecera, datos y todo, se utiliza como campo de datos de una trama. La todo el paquete se coloca en un sobre (el marco), por así decirlo (suponiendo que cabe).

**20.** Con  $n$  capas y  $h$  bytes añadidos por capa, el número total de bytes de cabecera por mensaje es  $hn$ , por lo que el espacio desperdiciado en las cabeceras es  $hn$ . El mensaje total de tamaño es  $M + nh$ , por lo que la fracción del ancho de banda desperdiciado en las cabeceras es  $HN / (M + HN)$ .

**21.** Ambos modelos se basan en protocolos de capas. Ambos cuentan con una red de transporte, y capa de aplicación. En ambos modelos, el servicio de transporte puede proporcionar un flujo confiable de extremo a extremo de bytes. Por otro lado, se diferencian en varias maneras. El número de capas es diferente, la de TCP / IP no tiene sesión o capas de presentación, OSI no es compatible con interconexión, y OSI tiene tanto servicio sin conexión en la capa de red con conexión y.

**22.** TCP es orientado a la conexión, mientras que UDP es un servicio sin conexión.

**23.** Los dos nodos en la esquina superior derecha se pueden desconectar del resto por tres bombas noquear a los tres nodos a los que están conectados. La sistema puede soportar la pérdida de cualquiera de los dos nodos.

**24.** Doblar cada 18 meses significa un factor de cuatro ganancia en 3 años. En 9 años,  
la ganancia es entonces  $4^3$   
o 64, que conduce a 6400000000 anfitriones. Mi intuición dice que es demasiado conservadora, ya que para entonces probablemente cada televisión en el mundo y posiblemente miles de millones de otros aparatos estarán conectados a redes LAN en casa

---

## **Página 6**

**4**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 1**

Internet. La persona promedio en el mundo desarrollado puede tener decenas de Hosts de Internet por entonces.

**25.** Si la red tiende a perder paquetes, es mejor reconocer cada uno por separado, por lo que los paquetes perdidos pueden ser retransmitidos. Por otro lado, si la red es altamente fiable, el envío de un acuse de recibo al final de la transferencia de toda ahorra ancho de banda en el caso normal (pero requiere todo el archivo ser retransmitido si se pierde incluso un solo paquete).

**26.** Pequeño, células de longitud fija se pueden enrutar a través de interruptores de forma rápida, y completamente en el hardware. Las pequeñas células, de tamaño fijo también hacen que sea más fácil construir hardware que se encarga de muchas células en paralelo. También, que no bloqueen líneas de transmisión para muy largo, por lo que es más fácil proporcionar la calidad de servicio garantías.

**27.** La velocidad de la luz en el cable coaxial es alrededor de 200.000 km / s, que se encuentra a 200 metros / microsegundos. A los 10 Mbps, se tarda 0,1 microsegundos para transmitir un poco. Por lo tanto, el bit dura 0,1 microsegundos en tiempo, durante el cual se propaga a 20 metros. Por lo tanto, un poco más de 20 metros de largo aquí.

**28.** La imagen es de  $1024 \times 768 \times 3$  bytes o 2.359.296 bytes. Este es 18874368 Bits. A 56.000 bits / seg, se tarda alrededor de 337.042 seg. A 1.000.000 bits / seg, que



toma alrededor de 18.874 seg. Al 10 millones bits / seg, se tarda alrededor de 1.887 sec. En

100 000 000 bits / seg, se tarda alrededor de 0,189 seg.

**29.** Piense en el problema del terminal oculto. Imagine una red inalámbrica de cinco

estaciones, de *A* a *E*, de manera que cada uno está en el rango de sólo su inmediata

vecinos. Entonces *A* puede hablar con *B*, al mismo tiempo *D* está hablando con *E*. Sin hilos

redes tienen potencial paralelismo, y de esta manera se diferencian de Ethernet.

**30.** Una desventaja es la seguridad. Cada hombre entrega al azar que resulta ser en el edificio puede escuchar en la red. Otra desventaja es confiabilidad

dad. Las redes inalámbricas se hacen un montón de errores. Un tercer problema potencial es bat-

vida batería, ya que la mayoría de los dispositivos inalámbricos tienden a ser móvil.

**31.** Una de las ventajas es que si todo el mundo utiliza la norma, todo el mundo puede hablar con

todos. Otra ventaja es que el uso generalizado de cualquier estándar dará

economías de escala, it como con chips VLSI. Una desventaja es que la política

compromisos necesarios para lograr la normalización con frecuencia conducen a la mala

normas. Otra desventaja es que una vez que una norma ha sido ampliamente

adopte, es difícil de cambiar, aunque nuevas y mejores técnicas o

métodos que se descubren. Además, por el tiempo que ha sido aceptado, puede ser

obsoleto.

**32.** Hay muchos ejemplos, por supuesto. Algunos sistemas para los que no inter-

normalización nacional incluyen reproductores de discos compactos y de sus discos, Walking

reproductores de cintas hombre y casetes de audio, cámaras fotográficas y película de 35 mm, y automatizado

---

## **Página 7**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 1**

#### **5**

cajeros y tarjetas bancarias. Las áreas donde tal estandarización internacional ción carece incluyen reproductor de vídeo y cintas de vídeo (NTSC VHS en los EE.UU., PAL

VHS en algunas partes de Europa, SECAM VHS en otros países), portátil tele-celulares, lámparas y bombillas (diferentes tensiones en diferentes países), electr-

tomas de iCal y enchufes de electrodomésticos (todos los países hace de manera diferente), Photo-copiadoras y papel (8,5 x 11 pulgadas en los EE.UU., A4 en todas partes), frutos secos y pernos (Inglés frente paso métrico), etc

## **SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 2**

### **1. $U_n$**

$n$

$=$

$\pi n$

$-1$

$, B$

$n$

$= 0, c = 1.$

**2.** Un canal silencioso puede llevar a una forma arbitraria gran cantidad de información, no

importa la frecuencia con que se muestrea. Sólo tienes que enviar una gran cantidad de datos por muestra. Para el 4

canal kHz, hacen 8.000 muestras / segundo. Si cada muestra es de 16 bits, el canal

puede enviar 128 kbps. Si cada muestra es de 1024 bits, el canal puede enviar 8.2 Mbps. La palabra clave aquí es "silencioso." Con un canal normal de 4 kHz, el Límite de Shannon no permitiría esto.

**3.** Usando el teorema de Nyquist, podemos probar 12 millones de veces / seg. De cuatro niveles

señales proporcionan 2 bits por muestra, para una tasa de datos total de 24 Mbps.

**4.** Una relación señal-ruido de 20 dB significa  $S/N = 100$ . Desde registro

2

101 se trata

6.658, el límite de Shannon es de unos 19.975 kbps. El límite de Nyquist es de 6 kbps.

Por consiguiente, el cuello de botella es el límite de Nyquist, dando un canal máximo

capacidad de 6 kbps.

**5.** Para enviar una señal T1 necesitamos registro  $H$

2

$(1 + S/N) = 1,544 \times 10$

6

con  $H = 50.000$ .

Esto produce  $S/N = 2$

30

- 1, que está a unos 93 dB.

6. Una estrella pasiva tiene ninguna electrónica. La luz de una fibra ilumina un número de los demás. Un repetidor activo convierte la señal óptica a un electricista

Cal uno para su posterior procesamiento.

7. Uso  $\Delta f = c \Delta \lambda / \lambda$

2

con  $\Delta \lambda = 10$

-7

metros y  $\lambda = 10$

-6

metros. Esto da una

ancho de banda ( $\Delta f$ ) de 30.000 GHz.

8. La velocidad de datos es de  $480 \times 640 \times 24 \times 60$  bps, que es 442 Mbps. Por simplicidad,

supongamos 1 bps por Hz. De la ecuación. (2-3) obtenemos  $\Delta \lambda = \lambda$

2

$\Delta f / c$ . Tenemos

$\Delta f = 4,42 \times 10$

8

, Por lo  $\Delta \lambda = 2,5 \times 10$

-6

micras. La gama de longitudes de onda utilizadas es muy corto.

9. El teorema de Nyquist es una propiedad de las matemáticas y no tiene nada que ver con

la tecnología. Se dice que si usted tiene una función cuyo espectro de Fourier hace

No contiene ni senos, ni cosenos anteriores  $f$ , y luego por el muestreo de la función en un

---

## Página 8

6

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 2

frecuencia de  $2f$  permite capturar toda la información que hay. Por lo tanto, la de Nyquist

teorema es cierto para todos los medios de comunicación.

10. En el texto se afirma que los anchos de banda (es decir, los rangos de frecuencia) de la

tres bandas fueron aproximadamente iguales. A partir de la fórmula  $\Delta f = c \Delta \lambda / \lambda$

2

, Es

claro que para obtener un  $\Delta f$  constante, cuanto mayor sea la frecuencia, mayor tiene que  $\Delta \lambda$

ser. El eje x en la figura es  $\lambda$ , por lo que la más alta es la frecuencia, más  $\Delta \lambda$  que necesita. De hecho,  $\Delta \lambda$  es cuadrática en  $\lambda$ . El hecho de que las bandas son aproxi-

madamente igual es una propiedad accidental de la clase de silicio utilizado.

**11.** Comience con  $\lambda = fc$ . Sabemos que  $c$  es  $3 \times 10$

8

m / s. Para  $\lambda = 1$  cm, se obtiene 30

GHz. Para  $\lambda = 5$  m, obtenemos 60 MHz. Por lo tanto, la banda de cubierta es de 60 MHz a 30

GHz.

**12.** Al 1 GHz, las olas son de 30 cm de largo. Si una onda viaja 15 cm más que la otra, van a llegar fuera de fase. El hecho de que el enlace es de 50 kilómetros de largo es

irrelevante.

**13.** Si la viga está desactivada de 1 mm en el extremo, se echa de menos el detector. Esto equivale a

un triángulo con la base de 100 metros y una altura de 0,001 m. El ángulo es aquel cuya

tangente es por lo tanto 0,00001. Este ángulo es de aproximadamente 0,00057 grados.

**14.** Con 66/6 o 11 satélites por el collar, cada 90 minutos 11 satélites pasan encima de la cabeza. Esto significa que hay un tránsito cada 491 segundos. Por lo tanto, habrá

ser un traspaso aproximadamente cada 8 minutos y 11 segundos.

**15.** El satélite pasa de ser directamente sobre la cabeza hacia el sur de horizon, con una variación máxima de la vertical de  $2\phi$ . Se tarda 24 horas para ir directamente desde arriba a la máxima excursión y luego de vuelta.

**16.** El número de códigos de área fue  $8 \times 2 \times 10$ , que es 160. El número de prefijos fue  $8 \times 8 \times 10$  o 640. De este modo, el número de oficinas de gama estaba limitada

a 102.400. Este límite no es un problema.

**17.** Con un número de teléfono de 10 dígitos, podría haber 10

10

números, aunque

muchos de los códigos de área son ilegales, como 000. Sin embargo, una mucho más estrecha

límite viene dado por el número de oficinas finales. Hay 22.000 oficinas finales,

cada uno con un máximo de 10.000 líneas. Esto le da un máximo de 220 millones de teléfonos. Simplemente no hay lugar para conectar más de ellos. Esto podría nunca se logra en la práctica debido a que algunas oficinas finales no están llenos. Un final social en un pequeño pueblo de Wyoming no puede tener 10.000 clientes cerca de él, por lo que esas líneas se desperdician.

**18.** Cada teléfono tiene 0.5 llamadas / hora a los 6 minutos cada uno. Por lo tanto, un teléfono ocupa un circuito durante 3 minutos / hora. Veinte teléfonos pueden compartir un circuito, A pesar de tener la carga sea cercana al 100% ( $\rho = 1$  en términos de colas) implica muy largos tiempos de espera). Dado que el 10% de las llamadas son de larga distancia, se tarda 200 teléfonos para ocupar a tiempo completo circuito de larga distancia. El tronco entre oficinas

---

## **Página 9**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 2**

**7**

tiene  $1.000.000 / 4000 = 250$  circuitos multiplexados sobre el mismo. Con 200 teléfonos

por circuito, una oficina extremo puede soportar  $200 \times 250 = 50.000$  teléfonos.

**19.** La sección transversal de cada hebra de un par trenzado es  $\pi/4$  mm cuadrados. A 10 km

longitud de este material, con dos hebras por par tiene un volumen de

$$2\pi/4 \times 10$$

-2

m

3

. Este volumen es de unos  $15.708 \text{ cm}^3$

3

. Con un peso específico

de 9,0, cada bucle local tiene una masa de 141 kg. Así, la compañía telefónica propietaria

$$1,4 \times 10$$

9

kg de cobre. A los 3 dólares cada uno, el cobre tiene un valor de 4,2 millones de dólares.

**20.** Al igual que una única vía de ferrocarril, es half duplex. El aceite puede fluir en cualquier dirección, pero no en ambos sentidos a la vez.

**21.** Tradicionalmente, los bits se han enviado a través de la línea sin ningún tipo de corrección de errores

esquema en la capa física. La presencia de una CPU en cada módem hace que sea posible incluir un código de corrección de error en la capa 1 para reducir en gran medida la

tasa de error efectiva vista por la capa 2. El manejo de errores por los módems puede ser

ahora hecho totalmente transparente a la capa 2. Muchos módems han construido en el error corrección.

**22.** Hay cuatro valores legales por baudio, por lo que la tasa de bits es el doble de la velocidad de transmisión. En

1200 baudios, la velocidad de datos es de 2400 bps.

**23.** El cambio de fase es siempre 0, pero se utilizan dos amplitudes, así que esto es recta

modulación de amplitud.

**24.** Si todos los puntos son equidistantes desde el origen, todos ellos tienen la misma ampli-

tud, no se utiliza la modulación de amplitud de modo. La modulación de frecuencia es

nunca se utiliza en diagramas de constelación, por lo que la codificación se cambio de fase pura key-

ing.

**25.** Dos, uno para corriente arriba y otro para aguas abajo. El esquema de modulación

sí sólo utiliza la amplitud y fase. La frecuencia no se modula.

**26.** Hay 256 canales en todo, menos las 6 de POTS y 2 para el control, dejando

248 para los datos. Si 3/4 de ellos son de aguas abajo, que da 186 canales para

aguas abajo. Modulación ADSL está a 4.000 baudios, así que con QAM-64 (6

bits / baudios) tenemos 24.000 bps en cada uno de los canales 186. El total

ancho de banda es entonces 4,464 Mbps de descarga.

**27.** Una página Web 5 KB tiene 40.000 bits. El tiempo de descarga a más de 36 Mbps chan-

nel es de 1,1 ms. Si la demora de espera también es 1,1 ms, el tiempo total es de 2,2

mseg. Más de ADSL no hay demora de espera, por lo que el tiempo de descarga a 1

Mbps es de 40 ms. Al 56 kbps es 714 ms.

**28.** Hay diez señales de 4000 Hz. Necesitamos nueve bandas de guarda para evitar cualquier interferencia. El ancho de banda mínimo requerido es de  $4000 \times 400 \times 10 + 9 = 43600$  Hz.

---

## **Página 10**

**8**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 2**

**29.** Un tiempo de muestreo de 125 microsegundos corresponde a 8000 muestras por segundo.

De acuerdo con el teorema de Nyquist, esto es la frecuencia de muestreo necesario para

capturar toda la información en un canal kHz 4, tal como un canal telefónico.

(En realidad, el ancho de banda nominal es algo menor, pero el corte no es agudo.)

**30.** Los usuarios finales obtienen  $7 \times 24 = 168$  de los 193 bits en un marco. La sobrecarga es

por lo tanto,  $25/193 = 13\%$ .

**31.** En ambos casos son posibles 8.000 muestras / segundo. Con codificación dibit, dos bits

son enviados por muestra. Con T1, 7 bits son enviados por período. Los datos respectiva

las tasas son 16 kbps y 56 kbps.

**32.** Diez tramas. La probabilidad de algún patrón aleatorio es 0101010101 (en una

canal digital) es de  $1/1024$ .

**33.** Un codificador acepta una señal analógica arbitraria y genera una señal digital desde

ella. Un demodulador acepta sólo una onda sinusoidal modulada y genera una cámara digital

señal.

**34.** (A) 64 kbps. (B) 32 kbps. (C) 8 kbps.

**35.** La señal debe pasar de 0 a A en un cuarto de onda, es decir, en un tiempo  $T/4$ . Con el fin de realizar un seguimiento de la señal, 8 pasos deben encajar en el cuarto de onda, o 32

muestras por onda completa. El tiempo por muestra es  $1/x$  por lo que el período completo debe ser

el tiempo suficiente para contener 32 muestras-es decir,  $T > 32/x$  o  $f$

max

$= X/32$ .

**36.** Una velocidad de deriva de 10

-9

significa 1 segundo en el 10

9

segundos o 1 ns por segundo. En

OC-1 velocidad, por ejemplo, 50 Mbps, por simplicidad, un poco dura 20 ns. Este medio

se tarda sólo 20 segundos en el reloj a la deriva en un bit. En consecuencia, los relojes deben estar sincronizados continuamente para que no se eleven demasiado

muy distantes. Ciertamente cada 10 seg, preferiblemente mucho más a menudo.

**37.** De las 90 columnas, 86 están disponibles para los datos del usuario en OC-1. Por lo tanto, el usuario

la capacidad es de  $86 \times 9 = 774$  bytes / trama. Con 8 bits / byte, 8000 cuadros / seg, y

3 OC-1 portadoras multiplexadas juntas, la capacidad total es de usuario

$3 \times 774 \times 8 \times 8000$ , o 148.608 Mbps.

**38.** VT1.5 tiene capacidad para 8000 cuadros / seg  $\times$  3 columnas  $\times$  9 filas  $\times$  8 bits =

1.728 Mbps. Se puede utilizar para acomodar DS-1. VT2 puede acomodar

8000 cuadros / seg  $\times$  4 columnas  $\times$  9 filas  $\times$  8 bits = 2,304 Mbps. Se puede utilizar

para acomodar servicio europeo CEPT-1. VT6 tiene capacidad para 8000

cuadros / seg  $\times$  12 columnas  $\times$  9  $\times$  8 filas bits = 6,912 Mbps. Se puede utilizar a acomodar DS-2 servicio.

**39.** Conmutación de mensajes envía unidades de datos que pueden ser arbitrariamente larga. Paquete

de conmutación tiene un tamaño máximo de paquete. Cualquier mensaje más largo que se divide en múltiples paquetes.

---

## Página 11

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 2

9

**40.** Los marcos OC-12c son  $12 \times 90 = 1080$  columnas de 9 filas. De éstos,

$12 \times 3 = 36$  columnas son tomadas por la línea y la sección de arriba. Esto deja una SPE de 1044 columnas. Una columna de SPE es absorbido por camino de arriba,

dejando 1.043 columnas para datos de usuario. Dado que cada columna contiene 9 bytes de 8

pedacitos, un marco de OC-12c sostiene 75.096 bits de datos de usuario. Con 8000 cuadros / seg, la



velocidad de datos de usuario es 600,768 Mbps.

. **41** Las tres redes tienen las siguientes propiedades:

estrella: mejor de los casos = 2, caso promedio = 2, peor de los casos = 2

anillo: el mejor caso = 1, caso promedio =  $n/4$ , peor de los casos =  $n/2$

plena interconexión: el mejor caso = 1, caso promedio = 1, peor de los casos = 1

. **42** Con la conmutación de circuitos, en  $t = s$  el circuito está configurado; En  $t = s + x/b$  el último bit

se envía; En  $t = s + x/b + kd$  el mensaje llega. Con la conmutación de paquetes, la

último bit se envía en  $t = x/b$ . Para llegar al destino final, el último paquete debe ser retransmitidos  $k - 1$  veces por los routers intermedios, cada retransmisión TAK-

ción  $p/b$  seg, por lo que el retraso total es  $x/b + (k - 1) \cdot p/b + kd$  paquete se

más rápido si  $s > (k - 1) p/b$ .

**43.** El número total de paquetes necesarios es  $x/p$ , por lo que el total de los datos de tráfico + cabecera es

$(p + h) x/p$  bits. La fuente requiere  $(p + h) x/pb$  segundos para transmitir estos bits.

Las retransmisiones del último paquete de los routers intermedios ocupan total de  $(k - 1) (p + h)/b$  seg. Sumando el tiempo de la fuente para enviar toda la trozos, más el tiempo para que los routers para realizar el último paquete al destino,

a fin de despejar la tubería, se obtiene un tiempo total de  $(p + h) x/pb +$

$(P + h) (k - 1)/b$  seg. Reducción al mínimo de esta cantidad con respecto a  $p$ , encontramos

$$p = \sqrt{\frac{hx}{k-1}}$$

$$hx/(k-1).$$

**44.** Cada célula tiene seis vecinos. Si la célula central utiliza el grupo de frecuencia A, sus seis

vecinos pueden utilizar B, C, B, C, B, y C, respectivamente. En otras palabras, sólo 3

se necesitan células únicas. En consecuencia, cada célula puede tener 280 frecuencias.

**45.** En primer lugar, el despliegue inicial coloca simplemente las células en las regiones donde hubo alta

densidad de población humana o vehículo. Una vez que estuvieron allí, el operador

menudo no quería ir a la molestia de moverlos. En segundo lugar, las antenas son

típicamente colocado en edificios altos o montañas. Dependiendo de la localización exacta

ción de tales estructuras, el área cubierta por una célula puede ser irregular debido a la obs-

táculos cerca del transmisor. En tercer lugar, algunas comunidades o propietarios hacen

no permitir la construcción de una torre a una ubicación en la que el centro de una celda cae. En

tales casos, las antenas direccionales se colocan en una ubicación no en el centro de la celda.

**46.** Si asumimos que cada microcélula es un círculo de 100 m de diámetro, a continuación, cada celda

tiene una superficie de  $2500\pi$ . Si tomamos el área de San Francisco, a  $1,2 \times 10^8$

m

2

y

se divide por el área de la 1 de microcélulas, obtenemos 15.279 microcélulas. Por supuesto, es

imposible azulejo plano con círculos (y San Francisco es decididamente

tridimensional), pero con 20.000 microcélulas probablemente podríamos hacer el trabajo.

---

## **Página 12**

### **10**

#### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 2**

**47.** Las frecuencias no pueden ser reutilizados en las células adyacentes, por lo que cuando un usuario se mueve de

una célula a otra, una nueva frecuencia debe ser asignado para la llamada. Si un usuario

mueve en una célula, cuyas frecuencias se encuentran actualmente en uso, la llamada del usuario

debe terminarse.

**48.** No es causada directamente por la necesidad de compatibilidad con versiones anteriores. El 30 kHz

canal era de hecho un requisito, pero los diseñadores de D-AMPS no tenía

rellenar tres usuarios en ella. Podrían haber puesto dos usuarios en cada canal,

el aumento de la carga útil antes de la corrección de error de  $260 \times 50 = 13$  kbps a

$260 \times 75 = 19,5$  kbps. Por lo tanto, la pérdida de calidad era un trade-off intencional

poner más usuarios por celda y por lo tanto salirse con células grandes.

**49.** D-AMPS usa 832 canales (en cada dirección) con tres usuarios que comparten un

canal. Esto permite a D-AMPS para soportar hasta 2496 usuarios simultáneamente por célula. GSM utiliza 124 canales con ocho usuarios compartir una única canal. Esto permite a GSM para soportar hasta 992 usuarios al mismo tiempo. Ambos

sistemas utilizan aproximadamente la misma cantidad de espectro (25 MHz en cada dirección).

D-AMPS utiliza  $30 \text{ KHz} \times 892 = 26,76 \text{ MHz}$ . GSM utiliza  $200 \text{ KHz} \times 124 =$

24,80 MHz. La diferencia se puede atribuir principalmente a la mejor voz calidad proporcionada por GSM (13 Kbps por usuario) en D-AMPS (8 Kbps por usuario).

**50.** El resultado se obtiene mediante la negación de cada uno de  $A$ ,  $B$ , y  $C$  y luego añadiendo el

tres secuencias de chip. Alternativamente los tres se pueden agregar y luego negado.

El resultado es  $(3 \ 1 \ 1 \ -1 \ -3 \ -1 \ -1 \ 1)$ .

**51.** Por definición

$S$

$d$

$T \equiv$

$m$

$1$

$i = 1$

$\Sigma$

$m$

$S$

yo

$T$

yo

Si  $T$  envía un bit 0 en lugar de 1 bit, la secuencia de chips es negado, con el  $i$ -th elemento convertirse  $-T$

yo

. Por lo tanto,

$S$

$d$

$T \equiv$

$m$

$1$

$i = 1$

$$\sum_{m=1}^S y_o(-T) = -\sum_{m=1}^S y_o T = 0$$

**52.** Cuando dos elementos coinciden, su producto es 1. Cuando no coinciden, su producto es -1. Para hacer la suma 0, debe haber tantos partidos como desajustes. Por lo tanto, dos secuencias de chips son ortogonales si exactamente la mitad de la correspondientes elementos coinciden y exactamente la mitad no coinciden.

**. 53** Así computar los cuatro productos internos normalizados:

$$(1 -1 -3 -1 -3 1 1 1)$$

d

$$(-1 -1 -1 1 1 1 -1 1) / 8 = 1$$

$$(1 -1 -3 -1 -3 1 1 1)$$

d

$$(-1 -1 1 -1 1 1 1 -1) / 8 = -1$$

---

### Página 13

#### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 2

**11**

$$(1 -1 -3 -1 -3 1 1 1)$$

d

$$(-1 1 -1 1 1 1 -1 -1) / 8 = 0$$

$$(1 -1 -3 -1 -3 1 1 1)$$

d

$$(-1 1 -1 -1 -1 -1 1 -1) / 8 = 1$$

El resultado es que *A* y *D* envían bits 1, *B* envía un bit 0 y *C* era silenciosa.

**54.** Haciendo caso omiso de compresión de voz, teléfono digital PCM necesita 64 kbps. Si nos dividir 10 Gbps por 64 kbps que obtenemos 156.250 viviendas por cable. Los sistemas actuales tener cientos de casas por cable.

**55.** Es a la vez. Cada uno de los 100 canales se asigna su propia banda de frecuencia

(FDM), y en cada canal de las dos corrientes lógicas se entremezclan por TDM. Este ejemplo es el mismo que el ejemplo de radio AM dado en el texto, pero Neique haya un fantástico ejemplo de TDM porque la alternancia es irregular.

**56.** A 2 Mbps garantía de ancho de banda descendente a cada casa implica un máximo de 50

casas por cable coaxial. De este modo, la compañía de cable tendrá que dividir el cable existente en 100 cables coaxiales y conectar cada uno de ellos directamente a un

nodo de fibra.

**57.** El ancho de banda de aguas arriba es 37 MHz. Usando QPSK con 2 bits / Hz, obtenemos 74

Mbps de subida. Aguas abajo tenemos 200 MHz. Usando QAM-64, esto es 1200 Mbps. Usando QAM-256, esto es 1,600 Mbps..

**58.** Incluso si el canal aguas abajo trabaja a 27 Mbps, la interfaz de usuario es casi siempre Ethernet 10-Mbps. No hay manera de conseguir bits a la computadora

cualquier más rápido que 10 Mbps en estas circunstancias. Si la conexión entre el PC y el módem por cable es rápido Ethernet, entonces la totalidad de 27 Mbps puede

estar disponible. Por lo general, los operadores de cable especifican 10 Mbps Ethernet, ya que

no quieren un usuario absorbiendo todo el ancho de banda.

### **SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 3**

**1.** Dado que cada cuadro tiene una oportunidad de 0.8 de conseguir a través, la posibilidad de que el

todo mensaje de conseguir a través es de 0,8

10

, Que está a unos 0.107. Llame a este valor

*p*. El número esperado de transmisiones para un mensaje completo es entonces

$E =$

$i = 1$

$\Sigma$

$\infty$

$IP (1 - p)$

$$\sum_{i=1}^{\infty} i(1-p)^{i-1}$$

Para reducir esto, utilice la conocida fórmula para la suma de un infinito serie geométrica,

$$S = \sum_{i=1}^{\infty} \alpha^i = \frac{\alpha}{1-\alpha}$$

Diferenciar ambos lados con respecto a  $\alpha$  para obtener

$$S' = \sum_{i=1}^{\infty} i \alpha^{i-1} = \frac{1}{(1-\alpha)^2}$$

---

## Página 14

### 12

#### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 3

Ahora usa  $\alpha = 1 - p$  para obtener  $E = 1 / p$ . Por lo tanto, se necesita un promedio de 1/0.107, o

aproximadamente 9,3 transmisiones.

2. La solución es

(A) 00000100 01000111 11100011 11100000 01111110

(B) 01111110 01000111 11100011 11100000 11100000 11100000 01111110  
01111110

(C) 01.111.110 01.000.111 110.100.011 111.000.000 011.111.010 01.111.110

3. Una vez llena, tenemos AB ESC ESC ESC ESC ESC C FLAG FLAG ESC D.
4. Si siempre se podía contar con un sinfín de marcos, un byte bandera podría ser suficiente. Pero lo que si se termina una de marco (con un byte de marcas) y no hay nueva marcos para 15 minutos. ¿Cómo será el receptor sabe que el siguiente byte es actu-  
aliar el inicio de un nuevo marco y no sólo ruido en la línea? El protocolo es mucho más simple, con inicio y finalización bytes de marcas.
5. La salida es 011110111110011111010.
6. Es posible. Supongamos que el texto original contiene la secuencia de bits 01111110 como datos. Después de relleno de bits, esta secuencia se muestra como 011 111 010. Si el segundo 0 se pierde debido a un error de transmisión, lo que es recibido es 01111110, que el receptor ve como el extremo del bastidor. A continuación buscará justo antes de la final de la trama de la suma de comprobación y la verifica. Si el registro de entrada, suma es de 16 bits, hay una probabilidad de 1 en 2<sup>16</sup> que va a ser accidentalmente correcta, dando lugar a una trama incorrecto ser aceptado. Cuanto más tiempo la suma de comprobación, la reducir la probabilidad de un error de meter un desapercibido, pero la probabilidad-  
dad nunca es cero.
7. Si el retardo de propagación es muy largo, como en el caso de una sonda en el espacio o cerca de Marte o Venus, la corrección de errores hacia adelante se indica. También es apropiado, en una situación militar en la que el receptor no desea revelar su ubicación transmitiendo. Si la tasa de error es lo suficientemente bajo que un error-código de corrección es lo suficientemente bueno, también puede ser más simple. Finalmente, en tiempo real sistemas no pueden tolerar la espera de retransmisiones.
8. Hacer un cambio a cualquier carácter válido no puede generar otra caract-  
ACTER debido a la naturaleza de los bits de paridad. Hacer dos cambios incluso pedacitos o dos cambios en los bits impares dará otro carácter válido, por lo que la distancia es 2.

9. Se necesitan bits de paridad en las posiciones 1, 2, 4, 8, y 16, para que los mensajes que no lo hacen extenderse más allá de 31 bits (incluyendo los bits de paridad) en forma. Por lo tanto, cinco bits de paridad son suficiente. El patrón de bits transmitido es 011010110011001110101
10. El valor codificado es 101001001111.

---

## Página 15

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 3

#### 13

11. Si numeramos los bits de izquierda a derecha empezando por el bit 1, en este ejemplo, el bit 2

(Un bit de paridad) es incorrecta. El valor de 12-bit transmitido (después de Hamming

codificación) era 0xA4F. El valor de datos de 8 bits original 0xAF.

12. Un solo error hará que tanto la paridad horizontal y vertical que el control resulte

mal. Dos errores también se detectan fácilmente. Si están en diferentes filas, la paridad de fila atraparlos. Si están en la misma fila, la paridad de la columna cogerá ellos. Tres errores pueden deslizarse sin ser detectados por, por ejemplo, si algunos

bits se invierte junto con sus bits de paridad de fila y columna. Incluso el bit de esquina

no cogerá esto.

13. Describir un patrón de error como una matriz de  $n$  filas por columnas  $k$ . Cada uno de los

los bits correctos es un 0, y cada uno de los bits incorrectos es un 1. Con cuatro errores por

bloques, cada bloque tendrá exactamente cuatro 1s. Como muchos de estos bloques son

allí? Hay maneras  $nk$  para elegir dónde poner el primero 1 bit,  $nk - 1$  maneras para elegir el segundo, y así sucesivamente, de modo que el número de bloques es

$NK (NK - 1) (NK - 2) (NK - 3)$ . Errores no detectados sólo ocurren cuando los cuatro bits de 1

se encuentran en los vértices de un rectángulo. Usando coordenadas cartesianas, cada bit es 1

en una coordenada  $(x, y)$ , donde  $0 \leq x < k$  y  $0 \leq y < n$ . Supongamos que el bit más cercano al origen (el vértice inferior izquierdo-) está en  $(p, q)$ . El número de legal



rectángulos es  $(k - p - 1)(n - q - 1)$ . A continuación, el número total de los rectángulos puede ser encontrado mediante la suma de esta fórmula para todas las posibles  $p$  y  $q$ . La probabilidad de un error no detectado es entonces el número de tales rectángulos dividido por el número de maneras de distribuir los cuatro bits:

$$nk(nk - 1)(nk - 2)(nk - 3)$$

$$p = 0$$

$$\Sigma$$

$$k - 2$$

$$q = 0$$

$$\Sigma$$

$$n - 2$$

$$(k - p - 1)(n - q - 1)$$

**14.** El resto es  $x$

$$2$$

$$+ x + 1.$$

**15.** El marco es de 10.011.101. El generador es 1001. El mensaje después de añadir

tres ceros es 10011101000. El resto de dividir 10011101000 por

1001 es 100. Así, la cadena de bits reales de transmisión es 10011101100. El

flujo de bits recibido con un error en el tercer bit de la izquierda es 10111101100.

Dividiendo esta por 1001 produce un resto 100, que es diferente de cero.

De este modo, el receptor detecta el error y puede solicitar una retransmisión.

**16.** El CRC se calcula durante la transmisión y se añade a la corriente de salida tan pronto como el último bit sale sobre el alambre. Si el CRC se encontraban en la cabecera,

sería necesario para hacer un pase sobre el marco para calcular la CRC

antes de transmitir. Para ello sería necesario que cada byte a ser manejado dos veces: una

para la suma de comprobación y una vez para la transmisión. Usando el trailer corta el trabajo

por la mitad.

---

## Página 16

### 14

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 3

**17.** Eficiencia será del 50% cuando el tiempo para transmitir la trama es igual a la de ida y

retardo de propagación de ida. A una velocidad de transmisión de 4 bits / ms, 160 bits lleva 40

ms. Para tamaños de bastidor por encima de 160 bits, stop-and-wait es razonablemente eficiente.

**18.** funcionen de manera eficiente, la secuencia espacio (en realidad, el tamaño de ventana de envío)

debe ser lo suficientemente grande como para permitir el transmisor para mantener de transmisión hasta que el

primer reconocimiento ha sido recibido. El tiempo de propagación es de 18 ms. En

Velocidad T1, que es 1,536 Mbps (con exclusión de la cabecera 1 bit), una trama de 64 bytes

toma 0.300 mseg. Por lo tanto, la primera trama llega totalmente 18,3 mseg después de su

se inicia la transmisión. El reconocimiento tarda otros 18 ms para conseguir de nuevo, además de un pequeño tiempo (insignificante) para el acuse de recibo para llegar completamente.

En total, en esta ocasión es 36.3 ms. El transmisor debe tener suficiente ventana espacio para seguir adelante por 36.3 ms. Un marco tiene 0,3 ms, por lo que toma 121

marcos para llenar la tubería. Se necesitan números de secuencia de siete bits.

**19.** Puede pasar. Supongamos que el emisor transmite una trama y una confusa reconocimiento regresa rápidamente. Se ejecutará el bucle principal de un

Se enviarán por segunda vez y una trama mientras el temporizador sigue funcionando.

**20.** Deje la ventana del emisor sea (  $S$

$l$

,  $S$

$u$

) Y ser (del receptor  $R$

$l$

,  $R$

$u$

) . Deje que el

tamaño de la ventana sea  $W$ . Las relaciones que deben contener son:

$0 \leq S$

$u$

-  $S$

$l$

+ 1  $\leq W$  1

$R$

$u$

-  $R$

$l$   
 $+ 1 = W$   
 $S$   
 $l$   
 $\leq R$   
 $l$   
 $\leq S$   
 $u$   
 $+ 1$

**21.** El protocolo sería incorrecto. Supongamos que los números de secuencia de 3 bits se encuentran en

utilizar. Considere el siguiente escenario:

*Un* marco acaba de enviar 7.

*B* recibe la trama y envía una superpuesta

ACK

.

*A* obtiene el

ACK

y envía tramas 0-6, todo lo cual se pierden.

*B* el tiempo de espera y retransmite su marco actual, con el

ACK

7.

Mira la situación en *A* cuando el marco con *r.ack* llega = 7. La tecla

variables son *AckExpected* = 0, *r.ack* = 7, y *NextFrameToSend* = 7 . La

modificado *entre* devolvería *verdadero* , causando *un* pensar las tramas perdidas fueron

ser reconocido.

**22.** Sí. Podría conducir a un punto muerto. Supongamos que un lote de marcos llegó

correctamente y fueron aceptadas. A continuación, el receptor podría avanzar en su ventana.

Ahora bien, supongamos que todos los reconocimientos se perdieron. El remitente

finalmente, el tiempo de espera y enviar la primera trama de nuevo. El receptor enviaría un

NAK.

Supongamos que este se perdieron. Desde ese momento, el emisor mantendría

el tiempo de espera y el envío de una trama que ya había sido aceptada, pero el

receptor sería simplemente lo ignoran. Ajuste de los resultados de la temporización auxiliar en una correcta

reconocimiento de ser enviado de vuelta con el tiempo su lugar, que vuelve a sincronizar.

---

## **Página 17**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 3**

**15**

**23.** Esto llevaría a un punto muerto, porque este es el único lugar que entrante se procesan los reconocimientos. Sin este código, el emisor mantendría el tiempo de espera y no hacer ningún progreso.

**24.** Esto sería contrario al propósito de tener NAK, por lo que tendría que recurrir a

los tiempos de espera. Aunque el rendimiento se degradaría, la corrección sería no se verá afectada. Los NAK no son esenciales.

**25.** Considere el siguiente escenario. *A* envía 0 a *B*. *B* recibe y envía un ACK

,  
pero el  
ACK

se pierde. *Un* tiempo de espera y repite 0, pero ahora *B* espera que 1, por lo que envía una

NAK

. Si *una* mera re-enviado r.ack 1, se estaría enviando el cuadro 1, que todavía no ha llegado.

**26.** No. El máximo tamaño de la ventana de recepción es 1. Supongamos que fuera 2. Ini-

cialmente, el emisor transmite tramas 0-6. Todos son recibidos y reconocidos, pero el acuse de recibo se perdió. El receptor está ahora preparado para aceptar 7 y 0. Cuando la retransmisión de 0 llega al receptor, será BUF-

Fered y 6 reconocieron. Cuando se presenta en 7, 7 y 0 se pasarán a la el anfitrión, lo que lleva a un fallo de protocolo.

**27.** Suponga *Un* enviado *B* una trama que llega correctamente, pero no hubo marcha atrás

tráfico. Después de un rato *Una* sería el tiempo de espera y retransmitir. *B* se daría cuenta de que

el número de secuencia es incorrecta, ya que el número de secuencia está por debajo

*FrameExpected*. En consecuencia, sería enviar un NAK

, Que lleva un

número de reconocimiento. Cada cuadro se enviaría exactamente dos veces.

**28.** No. Esta aplicación falla. Con  $MaxSeq = 4$ , obtenemos  $NrBufs = 2$ . El

incluso números de secuencia utilizan búfer 0 y los impares utilizan tampón 1. Este mapeo significa que las tramas 4 y 0 ambos utilizan el mismo tampón. Supongamos que cuadros 0-3 se reciben y reconocidas. La ventana del receptor ahora contiene 4 y 0. Si se pierde y llega 0, que se pondrán en tampón 0 y *Llegamos* [0] ajustado en *verdad*. El bucle en el código para *FrameArrival* será ejecutado una vez, y un mensaje de fuera de compras entregado al host. Este protocolo requiere *MaxSeq* ser impar para que funcione correctamente. Sin embargo, otras aplicaciones de deslizamiento protocolos de ventana no todos tienen esta propiedad

**29.** Vamos a  $t = 0$ , significan el comienzo de la transmisión. En  $t = 1$  mseg, la primera trama tiene sido transmitido completamente. En  $t = 271$  ms, el primer fotograma ha llegado completamente. En  $t = 272$  ms, el marco de reconocer que la primera haya sido enviada en su totalidad. En  $t = 542$  ms, la trama de confirmación de soporte ha llegado plenamente. Por lo tanto, el ciclo es 542 mseg. Un total de  $k$  tramas se envían en 542 ms, para una eficiencia de  $K / 542$ . Por lo tanto

(A)  $k = 1$ , la eficiencia =  $1/542 = 0,18\%$   
 (B)  $k = 7$ , eficiencia =  $7/542 = 1,29\%$   
 (C)  $k = 4$ , eficiencia =  $4/542 = 0,74\%$

---

## Página 18

**16**

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 3

**30.** Con un canal de 50 kbps y números de secuencia de 8 bits, el tubo está siempre lleno.

El número de retransmisiones por trama es de aproximadamente 0,01. Cada buen marco

desperdicia 40 bits de cabecera, más 1% de 4000 bits (retransmisión), además de una de 40 bits

NAK

una vez cada 100 tramas. La sobrecarga total es de 80,4 bits por datos de 3960 los bits, para una fracción de  $80,4 / (80,4 + 3,960) = 1,99$  por ciento.

**31.** La transmisión comienza en  $t = 0$ . En  $t = 4096 / 64000$  seg = 64 mseg, el último bit

se envía. En  $t = 334$  ms, el último bit llega a la vía satélite y el muy corto ACK se envía. En  $t = 604$  ms, el ACK llega a la tierra. La velocidad de datos aquí es 4096 bits en 604 ms o alrededor de 6.781 bps. Con un tamaño de ventana de 7

marcos, el tiempo de transmisión es de 448 mseg para la ventana completa, en cuyo momento el

el remitente tiene que parar. En 604 mseg, la primera ACK llega y el ciclo puede comenzar

de nuevo. Aquí tenemos  $7 \times 4096 = 28.672$  bits en 604 ms. La velocidad de datos es

47,470.2 bps. Transmisión continua sólo puede ocurrir si el transmisor es todavía de envío cuando la primera ACK vuelva a  $t = 604$  ms. En otras palabras, si

el tamaño de la ventana es mayor que 604 ms vale de la transmisión, puede funcionar en

la máxima velocidad. Para un tamaño de ventana de 10 o mayor, se cumple esta condición, por lo que para

cualquier tamaño de ventana de 10 o mayor (por ejemplo, 15 o 127), la velocidad de datos es 64 kbps.

**32.** La velocidad de propagación en el cable es de 200.000 km / s, o 200 km / mseg, por lo que un

100 km de cable se llenará en 500 microsegundos. Cada trama T1 es de 193 bits enviados en

125 microsegundos. Esto corresponde a cuatro tramas, o 772 bits en el cable.

**. 33** Cada máquina tiene dos variables clave: *el próximo marco para enviar* y *marco de esperar*, cada uno de los cuales puede tomar los valores 0 o 1. Así, cada

máquina puede estar en uno de los cuatro estados posibles. Un mensaje en el canal de con-

tiene el número de secuencia de la trama que se está enviado y el número de secuencia

de la trama que se está ACKed. Por lo tanto, existen cuatro tipos de mensajes. El canal

puede contener 0 o 1 mensaje en cualquier dirección. Así, el número de estados de la

canal puede pertenecer a es 1 con cero mensajes en él, 8 con un mensaje en él, y 16 con dos mensajes en él (un mensaje en cada dirección). En total hay

$1 + 8 + 16 = 25$  posibles estados de canal. Esto implica  $4 \times 4 \times 25 = 400$  posibles estados para el sistema completo.

**34.** La secuencia de disparo es 10, 6, 2, 8. Corresponde a la aceptación de un incluso

marco, la pérdida del acuse de recibo, de tiempo de espera por el remitente, y la regeneración del reconocimiento por parte del receptor.

---

## **Página 19**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 3**

**17**

. **35** La red de Petri y el gráfico de estado son las siguientes:

BD

AE

ACD

La

C

B

D

E

1

2

3

4

El sistema de modelado es la exclusión mutua. *B* y *E* son secciones críticas que pueden no estar activos al mismo tiempo, es decir, el estado *SER* no está permitido. Coloque *C*

representa un semáforo que puede ser aprovechada por cualquiera de *A* o *D*, pero no tanto por juntos.

**36.** PPP fue claramente diseñado para ser implementado en el software, no en el hardware como

HDL C casi siempre lo es. Con una aplicación de software, trabajando enteramente

con bytes es mucho más simple que trabajar con bits individuales. Además,

PPP fue diseñado para ser utilizado con módems, módems y aceptar y transmitir datos en unidades de 1 byte, no 1 bit.

**37.** En su más pequeño, cada cuadro tiene dos bytes de marcas, un byte de protocolo, y dos

bytes de suma de comprobación, para un total de cinco bytes de cabecera por cuadro.

### **SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 4**

**1.** La fórmula es la fórmula estándar para la puesta en cola de Markov da en la sección

4.1.1, a saber,  $T = 1 / (\mu C - \lambda)$ .

Aquí  $C = 10$

8

y  $\mu = 10$

-4

, Por lo

$T = 1 / (10.000 - \lambda) \text{ seg.}$  Para los tres tipos de la llegada, se obtiene (a) 0,1 ms,

(B) 0,11 mseg, (c) 1 mseg. En el caso (c) estamos operando un sistema de colas con  $\rho = \lambda / \mu = 0,9$ , lo que da el  $10 \times$  retardo.

2. Con ALOHA puro el ancho de banda utilizable es  $0,184 \times 56 \text{ kbps} = 10,3 \text{ kbps}$ .

Cada estación requiere 10 puntos básicos, por lo que  $N = 10.300 / 10 = 1.030$  estaciones.

---

## Página 20

18

### SOLUCIONES PROBLEMA DEL CAPÍTULO 4

3. Con ALOHA puro, la transmisión puede comenzar de inmediato. A baja carga, no colisiones

Se espera que sea probable que tenga éxito la transmisión. Con ALOHA, que tiene que esperar a la siguiente ranura. Esto introduce mitad de un tiempo de ranura

demora.

4. Cada terminal realiza una solicitud cada 200 segundos, para una carga total de 50

peticiones / seg. Por lo tanto  $T = 50 / 8000 = 1 / 160$ .

5. (A) con  $T = 2$  la ley de Poisson da una probabilidad de correo

-2

.

(B)  $(1 - e$

-  $T$

)

$k$

$e$

-  $T$

$= 0.135 \times 0.865$

$k$

.

(C) El número esperado de transmisiones es correo

$T$



= 7,4 .

6. (a) A partir de la ley de Poisson de nuevo,  $P$

0

=  $E$

-  $T$

, Por lo que  $T = -\ln P$

0

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

(B) El uso de  $S = Ge$

-  $T$

con  $T = 2.3$  y correo

-  $T$

= 0,1,  $S = 0,23$  .

(C) Cuando  $T > 1$  el canal está sobrecargado, por lo que está sobrecargado.

7. El número de transmisiones es  $E = e$

$T$

. Los  $E$  eventos están separados por  $E - 1$

intervalos de cuatro ranuras cada uno, por lo que el retraso es de 4 (  $e$

$T$

- 1) . Se da el rendimiento

por  $S = Ge$

-  $T$

. Por lo tanto, tenemos dos ecuaciones paramétricas, uno para el retraso y uno para el rendimiento, tanto en términos de  $G$ . Para cada  $T$  valor que es posible encontrar la

retardo y caudal correspondiente, produciendo un punto de la curva.

. 8 (a) El peor caso es: todas las estaciones quieren enviar y  $s$  es el número más bajo

estación. El tiempo de espera  $N$  periodo de contención bit +  $(N - 1) \times d$  bits para la transmisión

de marcos. El total es  $N + (N - 1) d$  tiempos de bit. (B) El peor caso es: todo estas tienen marcos para transmitir y  $s$  tiene el número de la emisora virtual de bajo.

En consecuencia,  $s$  tendrá su turno para transmitir tras otro  $N - 1$  estaciones tienen

transmitido un cuadro cada uno, y  $N$  periodos de contención de registro de tamaño

2

$N$  cada uno.

El tiempo de espera es de este modo  $(N - 1) \times d + N \times \log$

2

Bits.

9. Cuando la estación 4 envía, se convierte en 0 y 1, 2 y 3 se incrementa en 1. Cuando

Estación 3 envía, se convierte en 0, y 0, 1 y 2 se incrementa en 1. Finalmente, cuando la estación 9 envía, se convierte en 0 y todas las otras estaciones se incrementan

por 1. El resultado es 9, 1, 2, 6, 4, 8, 5, 7, 0, y 3.

10. Estaciones 2, 3, 5, 7, 11 y 13 desea enviar. Se necesitan once ranuras, con la contenido de cada ranura es de la siguiente manera:

ranura 1: 2, 3, 5, 7, 11, 13

ranura 2: 2, 3, 5, 7

ranura 3: 2, 3

Ranura 4: 2

Ranura 5: 3

ranura 6: 5, 7

ranura 7: 5

ranura 8: 7

ranura 9: 11, 13

---

## Página 21

### SOLUCIONES PROBLEMA DEL CAPÍTULO 4

#### 19

ranura 10: 11

ranura 11: 13

11. El número de slots necesarios depende de qué tan atrás en el árbol hay que ir para encontrar un ancestro común de las dos estaciones. Si tienen el mismo padre (Es decir, volver al nivel anterior), lo que ocurre con una probabilidad de 2

-  $N$

, Se tarda  $2n + 1$  ranuras

para recorrer el árbol. Si las estaciones tienen un abuelo común, que ocurre con una probabilidad de 2

-  $n - 1$

, El paseo árbol toma  $2n - 1$  ranuras, etc El peor de los casos

es  $2n + 1$  (padre común), y el mejor de los casos es de tres ranuras (estaciones en dife-

rentes mitades del árbol). La media,  $m$ , viene dada por

$m =$

$i = 0$

$\Sigma$

$n - 1$

2

$$- (n - i)$$

$$(2n + 1 - 2i)$$

Esta expresión se puede simplificar a

$$m = (1 - 2$$

$$- N$$

$$) (2n + 1) - 2$$

$$- (n - 1)$$

$$i = 0$$

$$\Sigma$$

$$n - 1$$

$$i^2$$

$$y o$$

**12.** Las radios no puede recibir y transmitir en la misma frecuencia al mismo tiempo,

por lo CSMA / CD no se puede utilizar. Si este problema podría ser resuelto (por ejemplo, por

equipar cada estación con dos radios), existe todavía el problema de no todas las estaciones de estar dentro del alcance de radio de la otra. Sólo si ambos problemas se puede resolver, es CSMA / CD a un candidato.

**13.** Ambos utilizan una combinación de FDM y TDM. En ambos casos dedicados frecuencia (es decir, longitud de onda) bandas están disponibles, y en ambos casos estos

bandas están ranurados para TDM.

**14.** Sí. Imaginen que están en una línea recta y que cada estación puede llegar a sólo sus vecinos más cercanos. Entonces  $A$  puede enviar a  $B$ , mientras que  $E$  es el envío a  $F$ .

**15.** (a) Número de los pisos 1-7. En la configuración de la estrella, el router está en el medio-

. DLE de piso 4 se necesitan cables a cada uno de los  $7 \times 15 - 1 = 104$  sitios. La longitud total de estos cables es

$$4$$

$$i = 1$$

$$\Sigma$$

$$7$$

$$j = 1$$

$$\Sigma$$

$$15$$

$$\sqrt$$

$$(i - 4)$$

$$2$$

$$+ (J - 8)$$

2

La longitud total es de unos 1.832 metros.

(B) Por 802.3, 7 cables horizontales 56 m de largo se necesitan, además de una vertical

cable de 24 m de largo, para un total de 416 m.

**16.** La Ethernet utiliza la codificación Manchester, que significa que tiene dos señales

períodos por poco enviaron. La velocidad de datos de la red Ethernet estándar es de 10 Mbps, por lo que el

velocidad de transmisión es el doble, o 20 megabaudios.

---

## Página 22

**20**

### SOLUCIONES PROBLEMA DEL CAPÍTULO 4

**17.** La señal es una onda cuadrada con dos valores, alto (H) y baja (L). El patgolondrina de mar es LHLHLHHLHLHLLHHLHHL.

**18.** El patrón de este tiempo es HLHLHLLHHLHHLHLLH.

**19.** El tiempo de propagación de ida y vuelta del cable es de 10 microsegundos. Una completa

transmisión tiene seis fases:

transmisor se apodera de cable (10 microsegundos)

transmitir datos (25,6 microsegundos)

Aplazar por última poco para llegar hasta el final (5,0 microsegundos)

receptor se apodera de cable (10 microsegundos)

reconocimiento envió (3,2 microsegundos)

Aplazar por última poco para llegar hasta el final (5,0 microsegundos)

La suma de estos es de 58,8 microsegundos . En este período, 224 bits de datos son enviados, con una tasa

de alrededor de 3,8 Mbps.

**20.** Número de los intentos de adquisición a partir de 1. Intentar  $i$  se distribuye entre

2

$i - 1$

ranuras. Por lo tanto, la probabilidad de una colisión en el intento  $i$  es 2

- ( $i - 1$ )

. El

probabilidad de que la primera  $k - 1$  no se logra, seguido de un éxito en la ronda  $K$

es

$P$

$k$

$$= (1 - 2^{-(k-1)})$$

$$i = 1$$

$$\prod$$

$$k - 1$$

$$2$$

$$- (i - 1)$$

que puede ser simplificada a

$$P$$

$$k$$

$$= (1 - 2^{-(k-1)})^2$$

$$- (k - 1)$$

$$) 2$$

$$- (k - 1) (k - 2) / 2$$

El número previsto de rondas es entonces sólo

$$\Sigma$$

$$kP$$

$$k$$

$$\cdot$$

**21.** Para un cable de 1 km, el tiempo de propagación de ida es de 5 microsegundos, por lo  $2\tau = 10$  microsegundos.

Para hacer el trabajo CSMA / CD, debe ser imposible transmitir una trama completa

en este intervalo. En 1 Gbps, todos los marcos inferiores a 10.000 bits pueden ser com-

transmitido completamente en menos de 10 microsegundos, por lo que el marco mínimo es de 10.000 bits o

1250 bytes.

**22.** El marco mínimo Ethernet es de 64 bytes, incluyendo tanto las direcciones en el Eth-

encabezado de la trama ernet, el campo de tipo / longitud, y la suma de comprobación. Desde la cabecera

campos ocupan 18 bytes y el paquete es de 60 bytes, el tamaño total del marco es de 78

bytes, lo que supera el mínimo de 64 bytes. Por lo tanto, no se utiliza ningún relleno.

**23.** La longitud máxima de cable de Ethernet rápida es 1/10, siempre y cuando en Ethernet.

**24.** La carga útil es de 1500 bytes, pero cuando la dirección de destino, dirección de origen,

Tipo / longitud, y los campos de checksum se contó también, el total es de hecho 1518.

---

## **Página 23**

### **SOLUCIONES PROBLEMA DEL CAPÍTULO 4**

**21**

**25.** La codificación es sólo el 80% de eficiencia. Se necesita 10 bits de datos transmitidos a

representar a 8 bits de datos reales. En un segundo, 1.250 megabits se transmiten, lo que significa 125 millones de palabras de código. Cada palabra de código representa 8 bits de datos,

por lo que la verdadera velocidad de datos es de hecho 1.000 megabits / seg.

**26.** La trama Ethernet más pequeño es de 512 bits, por lo que a 1 Gbps obtenemos 1953125 o

casi 2 millones de marcos / seg. Sin embargo, esto sólo funciona cuando estallido marco

está operando. Sin estallido marco, marcos cortos se rellenan hasta 4096 bits, en cuyo caso el número máximo es de 244.140. Para el marco más grande (12.144 bits), no puede haber tantos como 82.345 cuadros / seg.

**27.** Gigabit Ethernet tiene y lo mismo ocurre con 802.16. Es útil para el ancho de banda

la eficiencia (un preámbulo, etc), sino también cuando hay un límite inferior en el bastidor

tamaño.

**28.** estación *C* es el más cercano a *un* oído ya que el

RTS

y respondió a ella por

afirmando su señal NAV. *D* no respondió, así que debe estar fuera de *un* radio de 's

rango.

**29.** Una trama contiene 512 bits. La tasa de error de bit es  $p = 10$

-7

. La probabilidad de

todos los 512 de ellos sobrevivir correcta es  $(1 - p)$

512

, Que es aproximadamente 0,9999488.

La fracción dañado es por lo tanto aproximadamente  $5 \times 10$

-5

. El número de fotogramas / seg es

$11 \times 10$

6

/512 o aproximadamente 21.484. Multiplicando estos dos números juntos, obtener alrededor de 1 fotograma por segundo dañado.

**30.** Depende de lo lejos que el abonado es. Si el suscriptor está cerca de, QAM-64 se utiliza para 120 Mbps. Para distancias medias, QAM-16 se utiliza para

80 Mbps. Para las estaciones distantes, QPSK se utiliza para 40 Mbps.

**31.** Sin comprimir vídeo tiene una velocidad de bits constante. Cada trama tiene el mismo

número de píxeles como la trama anterior. Por lo tanto, es posible calcular muy será necesaria precisión cuánto ancho de banda y cuándo. En consecuencia, servicio de tasa de bits constante es la mejor opción.

**32.** Una razón es la necesidad de calidad en tiempo real del servicio. Si un error es

descubierto, no hay tiempo para conseguir una retransmisión. El show debe continuar.

Corrección de errores se puede utilizar aquí. Otra razón es que en muy líneas de baja calidad (por ejemplo, canales inalámbricos), la tasa de error puede ser tan alta que

prácticamente todos los marcos tendrían que ser retransmitido, y la retransmisión probablemente dañado también. Para evitar esto, la corrección de errores hacia delante es

utilizado para aumentar la fracción de tramas que llegan correctamente.

**33.** Es imposible que un dispositivo sea maestro en dos pico redes al mismo tiempo.

Hay dos problemas. En primer lugar, sólo 3 bits de dirección están disponibles en la cabecera

mientras que hasta siete esclavos podían ser en cada piconet. Por lo tanto, no habría

no hay manera de abordar de manera única cada esclavo. En segundo lugar, el código de acceso en el comienzo de

el marco se deriva de la identidad del maestro. Así es como dicen los esclavos que

mensaje pertenece a la que piconet. Si dos pico redes superpuestas utilizan la misma

código de acceso, no habría forma de saber qué fotograma pertenecía a qué piconet. En efecto, los dos pico redes se fusionarían en una gran piconet en lugar de dos separadas.

**34.** Bluetooth utiliza FHSS, al igual que lo hace 802.11. La mayor diferencia es que

Bluetooth lúpulo a una velocidad de 1600 saltos / seg, mucho más rápido que 802.11.

**35.** Un canal de ACL es asíncrona, con tramas que llegan irregularmente como datos están

producido. Un canal de SCO es sincrónico, con marcos de llegar periódicamente a una velocidad bien definida.

**36.** Ellos no lo hacen. El tiempo de permanencia en 802.11 no está estandarizada, por lo que tiene que ser

anunció a las nuevas estaciones que llegan. En Bluetooth esto es siempre 625 microsegundos.

No hay necesidad de anunciar este. Todos los dispositivos Bluetooth tienen esta cableada

en el chip. Bluetooth fue diseñado para ser barato, y la fijación de la tasa hop y tiempo de permanencia conduce a un chip sencillo.

**37.** El primer cuadro será remitida por cada puente. Después de esta transmisión, cada puente tendrá una entrada para el destino *de una* con el puerto apropiado a su

la tabla de hash. Por ejemplo, *D* tabla hash 's ahora tendrá una entrada para reenviar

tramas destinadas a *un* on LAN 2. El segundo mensaje será visto por los puentes

*B* , *D* y *A* . Estos puentes se añada una nueva entrada en su tabla hash para

marcos destinados a *c* . Por ejemplo el puente *D* tabla hash 's ahora tendrá

otra entrada para reenviar tramas destinadas a *c* on LAN 2. El tercer mensaje

será visto por los puentes *H* , *D* , *A* y *B* . Estos puentes se añada un nuevo

entrada en su tabla hash para marcos destinados a *d* . El quinto mensaje será

visto por puentes *E* , *C* , *B* , *D* y *A* . Puentes *E* y *C* se añada una nueva entrada

en su tabla hash para marcos destinados a *d* , mientras que los puentes *D* , *B* y *A* voluntad

actualizar su entrada en la tabla hash de destino *d* .

**38.** Puentes *T* , *I* y *J* no se utilizan para la transmisión de las tramas. La razón principal

por tener bucles en una LAN extendida es para aumentar la fiabilidad. Si cualquier puente en

el árbol de expansión actual falla, el (dinámico) que abarca algoritmo de árbol

reconfigura el árbol de expansión en una nueva que puede incluir uno o más de

estos puentes que no eran parte del árbol de expansión anterior.

**39.** La opción más sencilla es no hacer nada especial. Cada trama entrante se pone

en el plano posterior y enviado a la tarjeta de destino, que podría ser la fuente



tarjeta. En este caso, el tráfico intracard Balón por encima del panel posterior del conmutador. El otro

elección es reconocer este caso y tratarlo especialmente, el envío de la trama a directamente y no pasarse de la placa madre.

**40.** El peor caso es una corriente sin fin de 64 bytes marcos (512 bits). Si la parte de atrás-

avión puede manejar 10

9

bps, el número de fotogramas que puede manejar es de 10

9

/512. Este

es 1953125 cuadros / seg.

---

## **Página 25**

### **SOLUCIONES PROBLEMA DEL CAPÍTULO 4**

**23**

**41.** El puerto en *B1* tendría que ser re-etiquetado como GW a la LAN 3.

**42.** A store-and-forward switch almacena cada trama entrante en su totalidad, a continuación,

lo examina y lo reenvía. Un interruptor de corte a través empieza a remitir entrante

marcos antes de que hayan llegado por completo. Tan pronto como el destino dirección está en el reenvío puede comenzar.

**43.** enteras switches Store-and-forward tiendas marcos antes de enviarlos.

Después de un marco viene en la suma de control puede ser verificada. Si el marco es presa-

edad, se descarta inmediatamente. Con corte = a través, marcos dañados no pueden

ser descartados por el conmutador porque para cuando se detecta el error, el marco

Ya se ha ido. Tratando de resolver el problema es como cerrar la puerta del establo

después de que el caballo se ha escapado.

**44.** No. Hubs simplemente conectan todas las líneas de entrada juntos eléctricamente. Hay

nada que configurar. No se encaminamiento se realiza en un concentrador. Cada cuadro que entra en

el cubo sale en todas las otras líneas.

**45.** Sería trabajar. Marcos entran en el dominio básico de todo serían marcos heredados,

por lo que sería hasta el primer interruptor central para etiquetarlas. Se podría hacer esto mediante el uso

Direcciones MAC o direcciones IP. Del mismo modo, en el camino, que el interruptor haría

tener que anular la selección de tramas salientes.

## **SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 5**

**1.** La transferencia de archivos, acceso remoto, y el vídeo bajo demanda necesitan orientado a la conexión

servicio. Por otro lado, la verificación de tarjeta de crédito y otro punto de venta-terminales, transferencia electrónica de fondos, y muchas formas de base de datos remota

el acceso sin conexión son inherentemente, con una consulta de ir en una dirección y la

responder a volver para otro lado.

**2.** Sí. Señales de interrupción deben pasar directamente de los datos y se libró de secuencia. Un ejemplo típico se produce cuando un usuario de terminal golpea el dejar de fumar (kill)

clave. El paquete generado a partir de la señal de dejar de fumar debe ser enviada inmediatamente

y debe saltar a continuación de los datos que están programados en el programa, es decir,

datos ya tecleó pero aún no leyó.

**3.** redes de circuitos virtuales más ciertamente necesitan esta capacidad con el fin de ruta

paquetes de configuración de la conexión de una fuente arbitraria a un destino arbitrario.

**4.** La negociación podría establecer el tamaño de la ventana, el máximo tamaño de paquete, velocidad de datos,

y los valores de temporizador.

**5.** Cuatro saltos significa que los cinco routers están involucrados. La puesta en circuitos virtuales

ción requiere atar  $5 \times 8 = 40$  bytes de memoria para 1.000 sec. La

aplicación datagrama requiere transmitir  $12 \times 4 \times 200 = 9600$  bytes de

encabezado por encima de lo que necesita la aplicación de circuito virtual. Por lo tanto,

frente a 9.600 bytes lúpulo de la capacidad del circuito. Si la memoria se deprecia durante

$$2 \times 52 \times 40 \times 3600 = 1,5 \times 10$$

7

seg, un byte-sec cuesta  $6,7 \times 10$

-8

centavos, y

40.000 de ellos cuestan un poco más de 2 millicents. Si un byte-hop Precio: 10

-6

centavos,

9.600 de ellos cuestan 9,6 millicents. Los circuitos virtuales son más baratos para este conjunto de

parámetros.

**6.** Sí. Una gran ráfaga de ruido podría distorsionar un paquete mal. Con un  $k$  bits checksum,

hay una probabilidad de 2

-  $K$

que es detectado el error. Si el destino

campo o, equivalentemente, el número de circuito virtual, se cambia, el paquete será

entregados a un destino equivocado y aceptado como genuino. Puesto en otros

Es decir, una ráfaga de ruido de vez en cuando podrían cambiar un paquete perfectamente legal para un

destino en un paquete perfectamente legal para otro destino.

**. 7** Será seguir todas de las siguientes rutas:  $ABCD$ ,  $ABCF$ ,  $ABEF$ ,  $ABEG$ ,  $AGHD$ ,  $AGHF$ ,  $AGEB$  y  $AGEF$ . El número de saltos utilizados es de 24.

**8.** Elija una ruta usando el camino más corto. Ahora, retire todos los arcos utilizados en el camino

acabo de encontrar y ejecutar el algoritmo de ruta más corta de nuevo. La segunda ruta será

capaz de sobrevivir al fracaso de cualquier línea en el primer paso, y viceversa. Es

concebible, sin embargo, que esta heurística puede fallar a pesar de que dos líneas-disjuntos

existen caminos. Para resolverlo correctamente, se debe utilizar un algoritmo max-flujo.

**9.** Yendo a través de  $B$  da (11, 6, 14, 18, 12, 8).

Yendo a través de  $D$  da (19, 15, 9, 3, 9, 10).

Yendo a través de  $E$  da (12, 11, 8, 14, 5, 9).

Tomando el mínimo para cada destino excepto  $C$  da (11, 6, 0, 3, 5, 8).

Las líneas de salida son ( $B$ ,  $B$ , -,  $D$ ,  $E$ ,  $B$ ).

**10.** La tabla de enrutamiento es de 400 bits. Dos veces por segundo esta tabla se escribe en cada

línea, por lo que se necesitan 800 puntos básicos en cada línea en cada dirección.

**11.** Se lleva a cabo siempre. Si un paquete ha llegado en una línea, hay que reconocer. Si

sin paquete ha llegado en una línea, éste debe ser enviado allí. Los casos 00 (no tiene

llegaron y no serán enviados) y 11 (se ha llegado y será devuelto) son lógicamente correctos y por lo tanto no existen.

**12.** El mínimo se produce en 15 grupos, cada uno con 16 regiones, cada región tiene

20 routers, o una de las formas equivalentes, por ejemplo, 20 grupos de 16 regiones de 15

routers. En todos los casos, el tamaño de la tabla es  $15 + 16 + 20 = 51$ .

**13.** Es concebible que podría ir en modo promiscuo, leyendo todos los fotogramas eliminados

en la LAN, pero esto es muy ineficiente. En cambio, lo que se hace normalmente es

que los trucos de agente propio router para que piense que es el host móvil por responder a las solicitudes ARP. Cuando el router recibe un paquete IP destinado a

host móvil, difunde una consulta ARP preguntando por el nivel MAC 802.3 dirección de la máquina con la dirección IP. Cuando el host móvil no es

---

## **Página 27**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 5**

#### **25**

alrededor de, el agente local responde a la ARP, por lo que el enrutador asocia el la dirección IP del usuario móvil con 802,3 direcciones del nivel MAC del agente de origen.

**14.** (a) El algoritmo de reenvío de ruta inversa tiene cinco rondas para terminar. La

destinatarios de paquetes en estas rondas son *AC* , *DFIJ* , *DEGHIJKN* , *GHKN* y *OVM* , respectivamente. Un total de 21 paquetes se generan.

(B) El árbol sumidero necesita cuatro rondas y 14 paquetes.

**15.** Nodo *F* actualmente tiene dos descendientes, *A* y *D* . Se adquiere ahora una tercera,

*T* , no en círculos porque el paquete que sigue *IFG* no está en el árbol sumidero.

Nodo *T* adquiere un segundo descendiente, además de *D* , marcado *F* . Esto, también,

no es un círculo, ya que no viene en el árbol sumidero.

**16.** Varios árboles de expansión son posibles. Uno de ellos es:

La

B

C

E

F

D

K

J

Yo

**17.** Cuando  $H$  consigue el paquete, lo emite. Sin embargo, *me* sabe como llegar a  $I$ ,

por lo que no emite.

**18.** Nodo  $H$  es de tres saltos de  $B$ , por lo que toma de tres rondas para encontrar la ruta.

**19.** Puede hacerlo aproximadamente, pero no exactamente. Supongamos que hay nodo 1024

identificadores. Si el nodo 300 está buscando para el nodo 800, es probable que sea mejor ir

las agujas del reloj, pero podría suceder que hay 20 nodos reales entre 300 y

800 que va hacia la derecha y sólo 16 nodos reales entre el ir contra-

las agujas del reloj. El propósito de la función de hash criptográfica SHA-1 es

producir una distribución muy suave de modo que la densidad de nodo es aproximadamente la misma

todo lo largo del círculo. Pero siempre habrá fluctuaciones estadísticas, por lo que el

elección directa puede ser errónea.

**20.** El nodo de entrada de 3 interruptores de 12 a 10.

**21.** El protocolo es terrible. Deje que el tiempo ser ranurado en unidades de  $T$  segundos. En la ranura 1 del

enrutador de origen envía el primer paquete. Al comienzo de la ranura 2, el segundo enrutador

ha recibido el paquete, pero no puede reconocerlo aún. Al comienzo de la ranura 3,

el tercer dispositivo de encaminamiento ha recibido el paquete, pero no puede reconocer que ya sea,

por lo que todos los routers detrás de él todavía están colgando. El primer reconocimiento puede

## PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 5

sólo se enviará cuando el host de destino toma el paquete desde el destino router. Ahora bien, el reconocimiento comienza la propagación hacia atrás. Se necesitan dos completa

tránsitos de la subred,  $2(n-1)T$  seg, antes de que el router de origen puede enviar la

segundo paquete. Por lo tanto, el rendimiento es de un paquete cada  $2(n-1)T$  seg.

**22.** Cada paquete emitido por el host de origen hace que sea 1, 2 o 3 saltos. El pro-

bability que hace un salto es  $p$ . La probabilidad de que hace dos saltos es  $p(1-p)$ . La probabilidad de que hace 3 saltos es  $(1-p)^2$

. El camino medio

Longitud de un paquete puede esperar viajar es entonces la suma ponderada de estos tres

probabilidades, o  $p$

$-3p + 3$ . Observa que para  $p = 0$ , la media es de 3 saltos y para

$p = 1$  la media es 1 hop. Con  $0 < p < 1$ , múltiples transmisiones pueden ser sea necesario. El número medio de transmisiones se puede encontrar por darse cuenta de que el

probabilidad de una transmisión con éxito todo el camino es  $(1-p)^2$

, Que lo haremos

llamar a  $\alpha$ . El número esperado de transmisiones es sólo

$\alpha + 2\alpha(1-\alpha) + 3\alpha(1-\alpha)^2$

$+$

$\dots =$

$\alpha$

$1$

$=$

$(1-p)^2$

$2$

$1$

Por último, los saltos totales utilizados es sólo  $(p$

$-3p + 3)/(1-p)^2$

$2$

$.$

**23.** En primer lugar, el método de bit de advertencia envía explícitamente una notificación de congestión a la fuente activando un bit, mientras que RED notifica implícitamente la fuente simplemente dejar caer una de sus paquetes. En segundo lugar, el método de bit de advertencia deja caer un paquete sólo cuando no hay ningún espacio de memoria intermedia a la izquierda, mientras que ROJO descarta los paquetes antes de que todo el búfer se agotan.

**24.** El router tiene que ver aproximadamente la misma cantidad de trabajo que hacer cola un paquete, no importa lo grande que es. Hay pocas dudas de que el procesamiento de 10 paquetes-ets de 100 bytes cada uno es mucho más trabajo que el procesamiento de 1 sobre de 1000 bytes.

**25.** No es posible enviar todos los paquetes de más de 1024 bytes, nunca.

**26.** Con una muestra cada 5 microsegundos, 200.000 células / seg puede ser enviado. Cada célula contiene 48 bytes de datos o 384 bits. La velocidad de datos neta es entonces 76,8 Mbps.

**27.** La respuesta ingenua dice que a los 6 Mbps se necesita 3.4 segundos para drenar un megabit 8 cubo. Sin embargo, esta respuesta es incorrecta, ya que durante ese intervalo, más tokens llegan. La respuesta correcta se puede conseguir mediante el uso de la fórmula  $S = C / (M - \rho)$ . Sustituyendo, obtenemos  $S = 8 / (6 - 1)$  o 1,6 segundos.

**28.** Llame a la longitud de la máxima  $\Delta$  intervalo de ráfaga  $T$ . En el caso extremo, la cubeta esté llena al inicio del intervalo (1 Mbyte) y otro  $10\Delta t$  Mbytes venir durante el intervalo. La salida durante la ráfaga de transmisión contiene  $50\Delta t$  Mbytes. Equiparar estas dos cantidades, obtenemos  $1 + 10\Delta t = 50\Delta t$ . Resolviendo esta ecuación, obtenemos  $\Delta t$  es de 25 ms.

---

## **Página 29**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 5**

**27**

. **29** Los anchos de banda en MB / s son los siguientes:  $Un : 2, B : 0, C : 1, E : 3, H : 3, J : 3, K : 2$ , y  $L : 1$ .

**30.** Aquí  $\mu$  es 2 millones y  $\lambda$  es de 1,5 millones, por lo que  $\rho = \lambda / \mu$  es 0,75, y de la cola-teoría, cada paquete experimenta un retraso de cuatro veces más de lo que lo haría en un sistema inactivo. El tiempo en un sistema inactivo es de 500 ns, aquí es de 2 microsegundos. Con 10 routers a lo largo de un camino, el de cola además de servicio de tiempo es de 20 microsegundos.

**31.** No hay ninguna garantía. Si se agilizan demasiados paquetes, su canal puede tener peor rendimiento que el canal regular.

**32.** Se necesita en ambos. Incluso en una red de circuito virtual concatenado, algunos routers a lo largo del camino podrían aceptar paquetes de 1024 bytes, y otros podrían sólo aceptar paquetes de 48 bytes. Todavía se necesita fragmentación.

**33.** No hay problema. Sólo encapsular el paquete en el campo de carga útil de un datagrama perteneciente a la subred que se pasa a través y enviarlo.

**34.** El datagrama IP inicial se fragmenta en dos datagramas IP a I1. No se producirá otra fragmentación.

Enlace A-R1 :

*Longitud* = 940; *ID* = x; *DF* = 0; *MF* = 0; *Offset* = 0

Enlace R1-R2 :

(1) *Longitud* = 500; *ID* = x; *DF* = 0; *MF* = 1; *Offset* = 0

(2) *Longitud* = 460; *ID* = x; *DF* = 0; *MF* = 0; *Offset* = 60

Enlace R2-B :

(1) *Longitud* = 500; *ID* = x; *DF* = 0; *MF* = 1; *Offset* = 0

(2) *Longitud* = 460; *ID* = x; *DF* = 0; *MF* = 0; *Offset* = 60

**35.** Si la velocidad de la línea es  $b$ , el número de paquetes / seg que el router puede emitir es  $b / 8192$ , por lo que el número de segundos que se tarda en emitir un paquete es  $8192 / b$ .

Para apagar 65.536 paquetes tarda 2

29

/  $B$  seg. Igualando esto a la máxima

tiempo de vida del paquete, obtenemos 2

29

/  $B = 10$ . Entonces,  $b$  es de unos 53.687.091 bps.

**36.** Dado que la información sea necesaria para enrutar todos los fragmentos, la opción debe aparecer en cada fragmento.



**37.** Con un prefijo de 2 bits, no habría habido 18 bits sobrantes para indicar la red trabajo. En consecuencia, el número de redes habría sido 2  
18

o

262144. Sin embargo, todos los 0s y 1s todos son especiales, por lo que sólo 262.142 están disponibles.  
capaz.

**38.** La dirección es 194.47.21.130.

**39.** La máscara tiene 20 bits de largo, por lo que la parte de red es de 20 bits. El restante 12

bits son para el anfitrión, por lo que existen 4.096 direcciones de host.

---

## **Página 30**

**28**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 5**

**40.** Para empezar, todas las peticiones se redondean a una potencia de dos. La partida

dirección, dirección de fin, y la máscara son los siguientes: A: 198.16.0.0 - 198.16.15.255 escrito como 198.16.0.0/20

B: 198.16.16.0 - 198.23.15.255 escrita como 198.16.16.0/21

C: 198.16.32.0 - 198.47.15.255 escrita como 198.16.32.0/20

D: 198.16.64.0 - 198.95.15.255 escrita como 198.16.64.0/19

**41.** Pueden ser agregados a 57.6.96/19.

. **42** Es suficiente con añadir una nueva entrada de la tabla: 29.18.0.0/22 para el nuevo bloque. Si

un paquete entrante coincide tanto 29.18.0.0/17 y 29.18.0.0./22, el más largo

uno gana. Esta regla permite asignar un bloque grande para una salida

línea, pero hacer una excepción para uno o más bloques pequeños dentro de su área de distribución.

. **43** Los paquetes son enviados de la siguiente manera:

(A) Interfaz 1

(B) Interfaz 0

(C) Router 2

(D) Router 1

(E) Router 2

**44.** Después de NAT está instalado, es crucial que todos los paquetes pertenecientes a una única

conexión entre y salga de la empresa a través del mismo router, ya que es

donde se guarda la asignación. Si cada router tiene su propia dirección IP y todos

el tráfico que pertenece a una conexión determinada puede ser enviada al mismo router, la

mapeo se puede hacer correctamente y multinodo con NAT se puede hacer a trabajo.

**45.** Usted dice que ARP no proporciona un servicio a la capa de red, que es parte de

la capa de red y ayuda a proporcionar un servicio a la capa de transporte. La cuestión

de las direcciones IP no se produce en la capa de enlace de datos. Capa de enlace de datos de proto-

cols son como los protocolos 1 a la 6 en el Cap. 3, HDLC, PPP, etc Se mueven bits desde un extremo de una línea a la otra.

**46.** RARP tiene un servidor RARP que responde a las solicitudes. ARP no tiene esto.

Los anfitriones mismos responden consultas ARP.

**47.** En el caso general, el problema es no trivial. Los fragmentos pueden llegar fuera de

orden y algunos pueden estar ausentes. En una retransmisión, el datagrama puede ser

fragmentado en trozos de diferentes tamaños. Además, el tamaño total no es conocida hasta el último fragmento llega. Probablemente, la única manera de manejar

reensamblaje es para amortiguar todas las piezas hasta el último fragmento llega y la

tamaño se conoce. A continuación, crear un buffer de tamaño adecuado, y poner los fragmentos

en el búfer, el mantenimiento de un mapa de bits con 1 bit por 8 bytes para realizar un seguimiento de

que bytes son presente en el tampón. Cuando todos los bits en el mapa de bits son 1,

el datagrama es completa.

---

## **Página 31**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 5**

**29**

**48.** En lo que se refiere al receptor, esto es una parte de nuevo datagrama, ya que ningún

Se conocen otras partes del mismo. Por lo tanto, se pondrá en cola hasta que el resto muestran arriba.

Si no lo hacen, éste expirará también.

**49.** Un error en la cabecera es mucho más grave que un error en los datos. Un mal

dirección, por ejemplo, podría resultar en un paquete que se entrega al mal

anfitrión. Muchos servidores no comprueban para ver si un paquete entregado a ellos es, de hecho, realmente para ellos. Asumen la red nunca se les dará los paquetes destinados a otro host. Los datos a veces no es la suma de comprobación, ya haciendo así que es caro, y capas superiores menudo hacerlo de todos modos, por lo que es redundante aquí.

**50.** Sí. El hecho de que la LAN Minneapolis es inalámbrica no hace que el paquete-ets que llegan a ella en Boston para saltar de repente a Minneapolis. La casa agente en Boston mosto túnel de ellos al agente foráneo en la red LAN inalámbrica en

Minneapolis. La mejor manera de pensar en esta situación es que el usuario tiene enchufado en el Minneapolis LAN, de la misma manera todos los demás Minneapolis

los usuarios tienen. Que la conexión utiliza la radio en lugar de un cable es irrelevante.

**51.** Con 16 bytes hay 2

128

o  $3,4 \times 10$

38

direcciones. Si les asignamos a una

tasa de 10

18

por segundo, que tendrá una duración de 10

13

año. Este número es 1000

veces la edad del universo. Por supuesto, el espacio de direcciones no es plana, por lo que

no se asignan de forma lineal, pero este cálculo muestra que incluso con una asignación

esquema ción que tiene una eficiencia de 1/1000 (0,1 por ciento), uno nunca se ejecutará

cabo.

**52.** El *Protocolo de campo* indica al host de destino el protocolo controlador para dar la

Paquete IP. Routers intermedios no necesitan esta información, por lo que no es necesaria en la cabecera principal. En realidad, está ahí, pero disfrazado. El *Siguiente*

*cabecera* campo de la última (extensión) de cabecera se utiliza para este propósito.

**53.** Conceptualmente, no hay cambios. Técnicamente, las direcciones IP solicitadas

ahora son más grandes, por lo que se necesitan campos más grandes.

## **SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 6**

**1.** La

ESCUCHAR

llamada podría indicar una voluntad de establecer nuevas conexiones, pero

No bloquee. Cuando se realiza un intento de conexión, la persona que llama se podría dar una

señal. Sería luego ejecutar, por ejemplo,

Bueno

o

RECHAZAR

para aceptar o rechazar la con-

excepción. En nuestro esquema original, esta flexibilidad es insuficiente.

**2.** La línea discontinua de *PASIVA ESTABLECIMIENTO PENDIENTE* de *ESTABLECE* ya no está supeditado a un reconocimiento que llega. La transición puede suceder de inmediato. En esencia, el *ESTABLECIMIENTO PASIVA PENDIENTE* Estado desaparece, ya que nunca es visible a cualquier nivel.

---

### **Página 32**

**30**

#### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 6**

**3.** Si el cliente envía un paquete al *servidor de puerto* y el servidor no está escuchando

a ese puerto, el paquete no se entrega al servidor.

**4.** (a) El reloj tiene 32.768 garrafas, es decir, 3276,8 segundos para rodar alrededor. En el caso gen-

eral de ración, el emisor entraría en la zona prohibida en  $3276,8 - 60 =$

3216,8 seg.

(B) En 240 números de secuencia / min, el número de secuencia actual es  $4t$ , donde  $t$

es en seg. El borde izquierdo de la región prohibida es de  $10(t - 3216,8)$ . Equiparación

estas dos fórmulas, nos encontramos con que se cruzan en  $t = 5361,3$  seg.

**5.** Mira el segundo paquete duplicado en la fig. 6-11 (b). Cuando ese paquete llega, sería un desastre si los reconocimientos  $a$  y todavía estaban flotando alrededor.

**6.** interbloqueos son posibles. Por ejemplo, un paquete llega a *una* de la nada, y *A* la reconoce. El reconocimiento se pierde, pero *una* ya está abierto

mientras que  $B$  no sabe nada en absoluto sobre lo que ha sucedido. Ahora lo mismo

pasa a  $B$ , y ambos están abiertos, pero contando con diversos números de secuencia.

Tiempos de espera tienen que ser introducido para evitar los puntos muertos.

**7.** No. El problema es esencialmente el mismo con más de dos ejércitos.

**8.** Si el tiempo de  $AW$  o  $WA$  es pequeño, los eventos de  $CA$  ( $W$ ) y  $WC$  ( $A$ ) es poco probable

eventos. El remitente debe retransmitir en el estado  $SI$ ; la orden del receptor no lo hace

materia.

**9.** Sí. Ambas partes podrían ejecutar simultáneamente reciben.

**10.** Sí,  $N$

2

+  $N$

3

+  $N$

6

+  $N$

7

= 1. Los estados *de escucha*, *a la espera*, *el envío*, y

*recibir* todo implica que el usuario está bloqueado y por lo tanto no puede ser también en

otro estado.

**11.** Un mensaje de longitud cero es recibida por el otro lado. Podría ser utilizado para la sig-

Naling final del archivo.

**12.** Ninguna de las primitivas se puede ejecutar, debido a que el usuario se bloquea. Por lo tanto,

sólo los eventos de la llegada de paquetes son posibles, y no todos ellos, tampoco. *CallReq*,

*ClearReq*, *DataPkt* y *crédito* son los únicos legales.

**13.** La ventana deslizante es más simple, que tiene sólo un conjunto de parámetros (el ganar-

bordes *dow*) para gestionar. Además, el problema de una ventana siendo aumentado y luego disminuido, con el TPDUs llegando en el orden incorrecto,

no se produce. Sin embargo, el plan de crédito es más flexible, lo que permite un gestión dinámica de la memoria intermedia, separada de los agradecimientos.

**14.** No. Paquetes IP contienen direcciones IP, que especifican una máquina de destino.

Una vez que ese paquete llegó, ¿cómo el controlador de la red sabe que pro-

proceso para darle a? Paquetes UDP contienen un puerto de destino. Esta información es esencial para que puedan ser entregados al proceso correcto.

---

## **Página 33**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 6**

#### **31**

**15.** Es posible que un cliente puede obtener el archivo equivocado. Supongamos que el cliente *A* envía una solicitud de archivo *f1* y luego se bloquea. Otro cliente *B* utiliza entonces el mismo protocolo para solicitar otro archivo *f2*. Supongamos que el cliente *B*, que se ejecuta en el mismo máquina como *A* (con la misma dirección IP), se une su socket UDP al mismo puerto que *A* estaba utilizando anteriormente. Por otra parte, supongamos que *B* petición 's se pierde. Cuando la respuesta del servidor (para *una* solicitud 's) llega, el cliente *B* lo recibirá y asumir que se trata de una respuesta a su propia petición.

**16.** Envío de 1000 bits sobre una línea de 1 Gbps toma 1 microsegundos. La velocidad de la luz en fibra la óptica es de 200 km / ms, por lo que tarda 0,5 ms para la solicitud en llegar y otros 0,5 ms para la contestación a volver. En total, 1000 bits han sido transmitida en 1 mseg. Esto es equivalente a 1 megabit / seg, o 1/10 de 1% eficiencia.

**17.** a 1 Gbps, el tiempo de respuesta se determina por la velocidad de la luz. Lo mejor que se puede alcanzar es 1 ms. En 1 Mbps, se tarda alrededor de 1 ms para bombear los 1024 bits, 0,5 ms para el último en llegar al servidor, y 0,5 ms para la respuesta para volver en el mejor de los casos. El mejor momento posible RPC es entonces 2 mseg. La conclusión es que la mejora de la velocidad de la línea por un factor de 1000 sólo gana un factor de dos en el rendimiento. A menos que la línea de gigabit es amaz- vez más barato, probablemente no vale la pena tener para esta aplicación.

**18.** He aquí tres razones. En primer lugar, los identificadores de proceso son el sistema operativo específico. El uso de identificadores de proceso

habría hecho estos protocolos OS-dependiente. En segundo lugar, un único proceso

pueden establecer múltiples canales de comunicación. Un ID único proceso (por proceso) como el identificador de destino no se puede utilizar para distinguir entre

estos canales. En tercer lugar, tener procesos escuchan en puertos conocidos es fácil,

pero los identificadores de proceso conocidas son imposibles.

**19.** El segmento por defecto es de 536 bytes. TCP añade 20 bytes y lo mismo ocurre con IP, lo que hace

las predeterminadas 576 bytes en total.

**20.** Aunque cada datagrama llega intacta, es posible que los datagramas llegan en el orden incorrecto, por lo que TCP tiene que estar preparado para volver a montar las partes de un mensaje correctamente.

**21.** Cada muestra ocupa 4 bytes. Esto da un total de 256 muestras por paquete.

Hay 44.100 muestras / segundo, así que con 256 muestras / paquete, toma  $44100/256$

o 172 paquetes para transmitir de un segundo de música.

**22.** Seguro. La persona que llama tendría que proporcionar toda la información necesaria, pero no

hay razón RTP no podía estar en el núcleo, al igual que UDP es.

**23.** No. Una conexión se identifica sólo por sus zócalos. Por lo tanto,  $(1, p)$  -  $(2, q)$  es el

sólo es posible la conexión entre estos dos puertos.

---

## **Página 34**

### **32**

#### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 6**

**24.** El ACK bit se utiliza para decir si se utiliza el campo de 32 bits. Pero si no fuera

allí, el campo de 32 bits siempre tendría que ser utilizado, si es necesario reconoci-

ing un byte que ya se había reconocido. En resumen, no es absolutamente esencial-

cial para el tráfico normal de datos. Sin embargo, desempeña un papel crucial durante la conexión

establecimiento, donde se utiliza en el segundo y tercer mensajes de los tres-vías.

**25.** El segmento completo TCP debe caber en el campo de carga útil 65.515 bytes de una dirección IP

paquete. Desde la cabecera TCP es un mínimo de 20 bytes, 65,495 bytes sólo se dejan de datos TCP.

**26.** Una forma comienza con un ESCUCHAR

. Si un *SYN* se recibe, el protocolo entra el *SYN RECD* estado. La otra forma se inicia cuando un proceso trata de hacer un activa abierta y envía un *SYN* . Si la otra parte se abre también, y un *SYN* es recibida, el *SYN RECD* También se introduce el estado.

**27.** Aunque el usuario está escribiendo a una velocidad uniforme, los caracteres serán

eco en ráfagas. El usuario puede pulsar varias teclas sin nada que aparece en la pantalla, y luego, de repente, la pantalla se pone al día con la mecanografía. La gente puede encontrar este molesto.

**28.** Las primeras ráfagas contienen 2K, 4K, 8K, 16K y bytes, respectivamente. El próximo

uno es 24 KB y se produce después de 40 ms.

**29.** La siguiente transmisión será 1 tamaño máximo de segmento. A continuación, 2, 4, y 8.

Así que después de cuatro éxitos, será de 8 KB.

**30.** Las estimaciones sucesivas son 29,6, 29,84, 29,256.

**31.** Una ventana se puede enviar cada 20 ms. Esto da 50 ventanas / seg, para una velocidad de datos máxima de alrededor de 3,3 millón de bytes / seg. La eficiencia de la línea es entonces

26.4 Mbps/1000 Mbps o 2.6 por ciento.

**32.** El objetivo es enviar 2

32

bytes en 120 segundos o 35791394 bytes de carga útil / seg.

Este es 23.860 marcos de 1500 bytes / seg. La sobrecarga de TCP es de 20 bytes. La IP

gastos generales es de 20 bytes. La sobrecarga de Ethernet es 26 bytes. Esto significa que para

1500 bytes de carga útil de 1566 bytes se deben enviar. Si vamos a enviar 23.860 marcos de 1566 bytes por segundo, tenemos una línea de 299 Mbps. Con un poco de-

Lo más rápido que esto se corre el riesgo de dos segmentos TCP diferentes que tienen

el mismo número de secuencia en el mismo tiempo.

**33.** Un remitente no podrá enviar más de 255 TPDU's, es decir, de  $255 \times 128 \times 8$  bits, en 30

seg. La velocidad de datos es por lo tanto no más de 8.704 kbps.

. **34** Calcule la media:  $(270\ 000 \times 730\ 000 \times 0 + 1\ \text{ms}) / 1000000$ . Se necesita



730 microsegundos.

---

**Página 35****PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 6****33**

**35.** Toma  $4 \times 10 = 40$  instrucciones para copiar 8 bytes. Cuarenta instrucciones lleva 40

ns. Por lo tanto, cada byte requiere 5 ns de tiempo de CPU para la copia. El sistema de

por lo tanto es capaz de manejar 200 MB / seg o 1600 Mbps. Se puede manejar a 1 Gbps

la línea si no hay otro cuello de botella está presente.

**36.** El tamaño del espacio de secuencia es 2

64

bytes, que es alrededor de  $2 \times 10$

19

bytes. La

75 Tbps transmisor consume espacio de secuencias a un ritmo de  $9.375 \times 10$

12

secuencia

números por segundo. Toma 2000000 segundos para envolver alrededor. Puesto que hay

86.400 segundos en un día, se tardará más de 3 semanas para envolver alrededor, incluso a

75 Tbps. Un tiempo de vida máximo de paquetes de menos de 3 semanas evitará que el

problema. En definitiva, va a 64 bits es probable que funcione por un buen rato.

**37.** RPC sobre UDP lleva sólo dos paquetes en lugar de tres. Sin embargo, RPC tiene un

problema si la respuesta no cabe en un paquete.

**38.** Sí. Paquete de 6 reconoce tanto la solicitud como la

FIN

. Si cada uno fuera

reconocido por separado, tendríamos 10 paquetes en la secuencia. Alternativamente, Packet 9, que reconoce la respuesta, y la

FIN

también podría ser

dividir en dos paquetes separados. Por lo tanto, el hecho de que hay nueve paquetes es

sólo se debe a la buena suerte.

**39.** Con un paquete de 11,72 veces más pequeño, se obtiene 11,72 veces más por segundo,

por lo que cada paquete sólo se pone  $6250/11.72$  o 533 instrucciones.

**40.** La velocidad de la luz en la fibra y el cobre es de unos 200 km / ms. Para una de 20 km

línea, la demora es de 100 microsegundos de una manera y de 200 microsegundos de ida y vuelta. Un paquete de 1 KB

tiene 8192 bits. Si el tiempo de enviar 8192 bits, y obtener el reconocimiento es 200 microsegundos, los retrasos en la transmisión y propagación son iguales. Si  $B$  es el bit

tiempo, entonces tenemos  $8,192 B = 2 \times 10$

-4

seg. La velocidad de datos,  $1/B$ , es entonces de

40 Mbps.

**41** La respuesta son los siguientes: (1) 18.75 KB, (2) 125 KB, (3) 562,5 KB, (4) 1.937 MB. La

16 bits tamaño de la ventana: un emisor puede enviar un máximo de 64 KB antes de tener que

esperar a una confirmación. Esto significa que un remitente no puede transmitir con-

continuamente a través de TCP y mantener lleno el tubo si la tecnología de red utilizada es

Ethernet, T3, o STS-3.

**42.** La ida y vuelta demora es de unos 540 ms, por lo que con el canal A 50 Mbps la

retraso de ancho de banda-producto es de 27 megabits o 3.375.000 bytes. Con los paquetes de

1500 bytes, se tarda 2,250 paquetes para llenar la tubería, por lo que la ventana debe ser por lo

2250 paquetes menos.

---

## **Página 36**

### **34**

#### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 7**

#### **SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 7**

**1.** Son el nombre DNS, la dirección IP y la dirección Ethernet.

**2.** Su dirección IP comienza con 130, por lo que está en una red de clase B. Véase el cap. 5 para la asignación de direcciones IP.

**3.** No es un nombre absoluto, sino relativo a *.cs.vu.nl*. En realidad es sólo un atajo

notación para *rowboat.cs.vu.nl* .

**. 4** Significa: mis labios están sellados. Se utiliza en respuesta a una petición para mantener un secreto.

**5.** DNS es idempotente. Las operaciones se pueden repetir sin daño. Cuando un proceso hace una petición DNS, se inicia un temporizador. Si el tiempo se agota, sólo hace la solicitud de nuevo. Ningún daño se hace.

**6.** El problema no se produce. Nombres DNS *debe* ser inferior a 256 bytes. La norma exige. Por lo tanto, todos los nombres DNS caben en un solo mínimo-Longitud de Paquete.

**7.** Sí. De hecho, en la figura. 7-3 vemos un ejemplo de una dirección IP duplicada.

Recuerde que una dirección IP se compone de un número de red y una serie número. Si una máquina tiene dos tarjetas Ethernet, puede ser en dos red separada trabaja, y si es así, necesita dos direcciones IP.

**8.** Es posible. *www.large-bank.com* y *www.large-bank.ny.us* podrían tener la misma dirección IP. Por lo tanto, una entrada en *com* y en uno de los países dominios es ciertamente posible (y común).

**9.** Obviamente, hay muchos enfoques. Uno de ellos es a su vez el servidor de nivel superior en una granja de servidores. Otra es tener 26 servidores separados, uno para los nombres comienzan-

Ning con *un* , uno para *B* , y así sucesivamente. Para un cierto período de tiempo (por ejemplo, 3 años) después de la introducción de los nuevos servidores, el viejo podría seguir funcionando para dar la gente la oportunidad de adaptar su software.

**10.** Pertenece a la envolvente debido a que el sistema de entrega necesita conocer su valor para gestionar el correo electrónico que no se puede entregar.

**11.** Esto es mucho más complicado de lo que piensas. Para empezar, sobre la mitad del mundo, escribe los nombres que se dan primero, seguido por el nombre de la familia, y la otra mitad (por ejemplo, China y Japón) lo hacen en sentido contrario. Un sistema de nombres tendría que distinguir un número arbitrario de nombres dados, además de una familia

nombre, aunque este último podría tener varias partes, como en John von Neumann.

Luego están las personas que tienen una inicial del segundo nombre, pero sin nombre. Vari-

títulos unidades organizativas, tales como Sr., Srta., Sra., Dr., Prof., o Señor, puede prefijar el

nombrar. La gente viene de generaciones, por lo Jr., Sr., III, IV, etc tienen que ser incluido. Algunas personas usan sus títulos académicos en sus nombres, por lo que necesitamos

---

## **Página 37**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 7**

#### **35**

BA, B.Sc., MA, M.Sc., Ph.D., y otros grados. Por último, hay personas que incluir ciertos premios y honores en su nombre. Un miembro de la Real Sociedad en Inglaterra podría anexar FRS, por ejemplo. A estas alturas deberíamos estar

capaz de satisfacer incluso los sabios:

Prof. Dr. Abigail Barbara Cynthia Doris E. de Vries III, Ph.D., FRS

**12.** Es factible y relativamente simple. Cuando llega el correo electrónico entrante, el SMTP

demonio que acepta que tiene que buscar el nombre de inicio de sesión en el *RCPT TO* men-

salvia. Sin duda hay un archivo o base de datos donde se encuentran estos nombres.

Ese archivo podría extenderse al alias de la forma "" que Ellen.Johnson

señalar al buzón de la persona. Luego de correo electrónico siempre se puede enviar usando el

nombre real de la persona.

**13.** La codificación de base 64 se romperá el mensaje en 1.024 unidades de 3 bytes cada uno.

Cada uno de ellos será codificado como 4 bytes, para un total de 4.096 bytes. Si estos

a continuación, se dividen en líneas de 80 bytes, se necesitarán 52 tales líneas, agregando

52 y 52 CR LF. La longitud total será entonces 4.200 bytes.

**14.** Si una secuencia que comienza con un signo igual y seguido por dos hexadecimal

dígitos pasa a aparecer en el texto, por ejemplo, = FF, esta secuencia será mistakenly interpretada como una secuencia de escape. La solución es codificar el igual

firmar en sí, por lo que todos los signos de igual siempre comienzan secuencias de escape.

**15.** Algunos ejemplos y posibles ayudantes son application / msexcel (Excel), application / ppt (PowerPoint), audio / midi (sonido MIDI), image / tiff (cualquier vista previa de gráficos), video / x-dv (reproductor de QuickTime).

**16.** Sí, utilice el *mensaje / externa al cuerpo* subtipo y sólo enviar la dirección URL del archivo en lugar del archivo real.

**17.** El mensaje enviado justo antes de cerrar la sesión va a generar una respuesta enlatada. Su llegada también va a generar una respuesta enlatada. Suponiendo que cada máquina registra e-mail las direcciones a las que ya ha respondido, las respuestas no más enlatados estarán enviado.

**18.** Primero uno es cualquier secuencia de uno o más espacios y / o tabs. En segundo lugar es cualquier secuencia de uno o más espacios y / o las pestañas y / o las teclas de retroceso sujetos a la condición de que el resultado neto de la aplicación de todas las teclas de retroceso aún deja a menos un espacio o un tabulador terminado.

**19.** Las respuestas reales tienen que ser hechas por el agente de transferencia de mensajes. Cuando un Conexión SMTP entrante, el agente de transferencia de mensajes tiene que comprobar si un demonio de vacaciones está configurado para responder al correo electrónico entrante, y si es así, envía una respuesta. El agente de transferencia de usuario no puede hacer esto, ya que ni siquiera será invocado hasta que el usuario vuelva de vacaciones.

---

## **Página 38**

### **36**

#### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 7**

**20.** No. El programa POP3 no toca realmente el buzón de correo remoto. Se envía ordena al demonio POP3 en el servidor de correo. Mientras que el demonio entiende el formato de buzón, que puede funcionar. Por lo tanto, un servidor de correo podría

cambiar de un formato a otro durante toda la noche sin decirle a sus clientes, como siempre y cuando se cambia al mismo tiempo su daemon POP3 por lo que entiende la nueva formato.

**21.** Almacenamiento de los usuarios de correo electrónico ocupa espacio en el disco, que cuesta dinero. Este factor aboga por el uso de POP3. Por otro lado, el ISP podría cobrar por disco de almacenamiento por encima de unos pocos megabytes, convirtiendo así el correo electrónico en una máquina de hacer dinero. La Este último defiende IMAP para animar a los usuarios para mantener el correo electrónico en el servidor (y pagar por el espacio en disco).

**22.** No utiliza cualquiera de ellos. Pero es bastante similar en espíritu a IMAP, porque ambos permiten un cliente remoto para examinar y administrar un buzón de correo remoto.

En contraste, POP3 simplemente envía el buzón de correo para el cliente para el procesamiento de allí.

**23.** El navegador tiene que ser capaz de saber si la página es texto, audio, vídeo, o algo más. Las cabeceras MIME proporcionan esta información.

**24.** Si un navegador recibe una página con un tipo MIME que no puede manejar, que llama un visor externo para visualizar la página. Se encuentra el nombre del espectador en un tabla de configuración, o se obtiene desde el usuario.

**25.** Sí, es posible. ¿Qué ayuda se inicia depende de la configuración mesas dentro del navegador, y Netscape e IE pueden haber sido configurados diferentemente. Además, IE toma más en serio la extensión del archivo de la Tipo MIME y la extensión del archivo puede indicar un ayudante diferente a la Tipo MIME.

**26.** Si un módulo recibe dos peticiones, uno será un acierto de caché y uno será un caché perder en promedio. El tiempo de CPU total consumida es de 1 ms, y la espera total de tiempo es de 9 ms. Esto le da un uso de CPU del 10%, así que con 10 módulos de la CPU se mantiene ocupado.

**27.** El RFC 1738 forma oficial de hacerlo es *<http://dns-name:port/file>*.

28. nombres DNS no puede terminar con un dígito, lo que no hay ambigüedad.
29. La URL es probablemente `ftp://www.cs.stanford.edu/ftp/pub/freebies/newprog.c`
30. Hágalo de la manera *toms-casino* no: sólo hay que poner un ID de cliente en la cookie y tienda las preferencias en una base de datos en el servidor de índice por ID de cliente. Que forma en que el tamaño del registro es ilimitado.
31. Técnicamente, funcionará pero es una idea terrible. Todo el cliente tiene que hacer es modificar la cookie para obtener acceso a la cuenta bancaria de otra persona. Tener la cookie de proporcionar la identidad del cliente es seguro, pero el cliente debe ser necesario introducir una contraseña para probar su identidad.

---

## Página 39

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 7

37

32. Si el usuario ha desactivado el automático de la visualización de imágenes o si las imágenes can- no será mostrado por alguna otra razón, entonces el texto que figura en *la ALT* es se muestra en lugar de la imagen. Además, si se pasa el ratón sobre la imagen, la texto se puede mostrar.

33. Un hipervínculo consiste en `<a href="...">` y `</ a>`. Entre ellos se encuentra el click-

texto capaz. También es posible poner una imagen aquí. Por ejemplo:

```
<a href="http://www.abcd.com/foo"> 
</ a>
```

34. Sería `<a href="http://www.acm.org"> ACM <a>`.

35. He aquí una manera de hacerlo.

```
<html>
```

```
<head> <title> INTERBURGER </ title> </ head>
```

```
<body>
```

```
formulario de pedido de <h1> Interburger </ h1>
```

```
<form action="http://interburger.com/cgi-bin/burgerorder" METHOD=POST>
```

```
<p> Nombre <input nombre="cliente" size=46> </ p>
```

```
<p> Dirección <input nombre="direccion" size=40> </ p>
```

```
<p> Ciudad <input name="ciudad" size=20> </ p>
```

```
El tamaño de la hamburguesa gigante <input name="size" type=radio
value="gigantic">
```

```
Inmenso <input name="size" type=radio value="immense">
```

```

<input Queso name="cheese" type="checkbox">
<p> <input type="submit" value="submit order"> </ p>
</ Form>
</ Body> </ html>

```

. 36 La página que muestra la forma se parece a esto:

```

<html>
<head> <title> Víbora </ title> </ head>
<body>
<form action="action.php" method="post">
<p> ¡Introduzca el número: <input type="text" name="first"> </ p>
<p> Por favor ingrese el segundo número: <input type="text" name="second">
</ p>
<input type="submit">
</ Form>
</ Body>
</ Html>

```

El script PHP que hace el procesamiento se ve así:

```

<html>
<head> <title> Addition </ title> </ head>
<body>
La suma es <PHP echo $ primero + $ segunda?; ?>
</ Body>
</ Html>

```

---

## Página 40

### 38

#### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 7

**37.** (a) Hay sólo 14 calendarios anuales, dependiendo del día de la semana en los cuales 1 Enero cae y si el año es bisiesto. Así, un JavaScript programa podría contener fácilmente los 14 calendarios y una pequeña base de datos que año obtiene qué calendario. Un script PHP también podría ser utilizado, pero sería más lento.

(B) Esto requiere una gran base de datos. Hay que hacerlo en el servidor mediante el uso de PHP.

(C) Tanto el trabajo, pero es más rápido JavaScript.

**38.** Obviamente, hay muchas soluciones posibles. Aquí está uno.

```

<html>
<head> <title> prueba de JavaScript </ title> </ head>

```



```

<script type="text/javascript"> language="javascript"
respuesta de la función (formulario de prueba) {
var n = 2;
var tiene factores = 0;
número de var = eval (form.number.value prueba);
límite var = Math.sqrt (número);
while (n + + <límite) if (número% n == 0) tiene factores = 1;
document.open ();
document.writeln ("<html> <body>");
if (cuenta factores> 0) document.writeln (número, "no es un número primo");
if (cuenta factores == 0) document.writeln (número, "es un número primo");
document.writeln ("</ body> </ html>");
document.close ();
}
</ Script>
</ Head>
<body>
<form name="myform">
Por favor, introduzca un número: <input type="text" name="number">
<input type="button" value="compute primality" onclick="response(this.form)">
</ Form>
</ Body>
</ Html>

```

Claramente, esto puede ser mejorado de varias maneras, pero éstas requieren un poco más conocimiento del Javascript.

---

## Página 41

### PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 7

**39**

. **39** Los comandos enviados son los siguientes:

GET / HTTP/1.1 welcome.html

Anfitrión: www.info-source.com

Observe la línea en blanco al final. Es obligatorio.

**40.** La mayoría de las páginas HTML que puedan cambiar con más frecuencia que los archivos JPEG. Un montón de sitios violín con su HTML todo el tiempo, pero no cambian las imágenes mucho más. Pero la eficacia se refiere a no sólo la tasa de éxito, pero también la recompensa. Hay no hay mucha diferencia entre conseguir un mensaje 304 y conseguir 500 líneas de

HTML. El retraso es esencialmente la misma en ambos casos porque los archivos HTML

son tan pequeñas. Los archivos de imágenes son grandes, así que no tener que enviar una es una gran victoria.

**41.** No. En el caso de los deportes, es sabido días de antelación que habrá una gran

multitud en el sitio Web y las réplicas se puede construir por todo el lugar. La esencia de una multitud de flash es que es inesperado. Había una gran multitud en el

Sitio Web de la Florida, pero no en los sitios Iowa o Minnesota. Nadie podría tener

predicho con antelación.

**42.** Seguro. El ISP va a un número de proveedores de contenidos y obtiene su permiso-

Sion para replicar el contenido en el sitio del proveedor de Internet. El poderío proveedor de contenido

incluso pagar por esto. La desventaja es que es un montón de trabajo para el ISP para

póngase en contacto con muchos proveedores de contenido. Es más fácil dejar que un CDN hacer esto.

**43.** Es una mala idea si el contenido cambia rápidamente. Páginas llenas de arriba-a la segunda

resultados deportivos o cotizaciones de bolsa no son buenos candidatos, por ejemplo. Páginas

que se generan dinámicamente no son adecuados.

**44.** Cada kanji japonés (palabra) se le ha asignado un número. Hay alrededor de 20.000 de ellos en Unicode. Para un sistema todo-Inglés, sería posible asignar las 65.000 palabras más comunes un código de 16 bits y simplemente transmitir la

código. El terminal sumaría automáticamente un espacio entre palabras. Palabras no en la lista, se recogería en ASCII. Utilizando este esquema, la mayoría de las palabras

tomaría 2 bytes, mucho menos que transmitir las carácter por carácter.

Otros sistemas pueden implicar el uso de códigos de 8 bits de las palabras más comunes

y códigos más largos para los códigos de menos frecuentes (primitiva codificación Huffman).

**45.** Audio necesita 1,4 Mbps, que es de 175 KB / seg. En un dispositivo de 650 MB, hay

espacio para 3.714 segundos de audio, que es poco más de una hora. CDs son nunca más

de una hora de largo, así que no hay necesidad de compresión y no se utiliza.

**46.** Los verdaderos valores son  $\sin(2\pi i / 32)$  para  $i$  desde 1 hasta 3. Numéricamente, estos senos son 0,195, 0,383, y 0,556. Se representan como 0.250, 0.500 y 0.500, respectivamente. Por lo tanto, los errores por ciento son 28, 31, y 10 por ciento, respectivamente.

---

## **Página 42**

### **40**

#### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPÍTULO 7**

**47.** En teoría, se podría utilizar, pero es la telefonía por Internet en tiempo real. Para la música, no hay ninguna objeción a pasar 5 minutos para codificar una canción de 3 minutos. Para de voz en tiempo real, eso no funcionaría. Compresión psicoacústica podría trabajar para la telefonía, pero sólo si existía un chip que podría hacer la compresión sobre la marcha con un retraso de alrededor de 1 ms.

**48.** Se tarda 50 ms para obtener un comando de pausa para el servidor, en el que el tiempo 6250

Llegará bytes, por lo que la línea de bajamar debe ser muy por encima de 6250, probablemente

50000 para estar seguro. Del mismo modo, la marca de la marea alta debe ser de al menos 6250

los bytes desde la parte superior, pero, digamos, 50.000 sería más seguro.

**49.** Se introduce un retardo adicional. En el esquema sencillo, después de 5 ms tienen

transcurrido, el primer paquete puede ser enviado. En este esquema, el sistema tiene que esperar

hasta 10 ms hasta que se pueda enviar las muestras para los primeros 5 ms.

**50.** Depende. Si la persona que llama no está detrás de un cortafuegos y el destinatario de la llamada se encuentra en un habitual

teléfono, no hay ningún problema en absoluto. Si la persona que llama está detrás de un firewall y

el firewall no es exigente con lo que deja el sitio, sino que también funciona. Si el destinatario está detrás de un firewall que no le dejará paquetes UDP a cabo, no va a funcionar.

**51.** El número de bits / seg se encuentra a sólo  $800 \times 600 \times 40 \times 8$  ó 153,6 Mbps.

**52.** Sí. Un error en un cuadro I se producirán errores en la reconstrucción de pos-cuadros fotogramas P y B-frames. De hecho, el error continuará para propagar

hasta la siguiente trama I.

**53.** Con 100.000 clientes cada uno recibiendo dos películas al mes, el servidor fuera

pone 200.000 películas por mes o alrededor de 6.600 por día. Si la mitad de ellos se encuentran en

P

.

M

., El servidor debe manejar alrededor de 3.300 películas a la vez. Si el servidor tiene que

transmitir 3.300 películas a 4 Mbps cada uno, el ancho de banda requerido es de 13,2 Gbps.

El uso de OC-12 conexiones, con una capacidad de 594 Mbps SPE cada uno, por lo menos 23

Se necesitarán conexiones. Una máquina que sirva 3.300 películas al mismo tiempo

más de 23 OC-12 conexiones no es una máquina pequeña.

**54.** La fracción de todas las referencias a los primeros  $r$  películas está dada por

$$C/1 + C/2 + C/3 + C/4 + \dots + C/r$$

Por lo tanto, la relación de la primera a la primera 1000 10000 es

$$1/1 + 1/2 + 1/3 + 1/4 + \dots + 1/10000$$

$$1/1 + 1/2 + 1/3 + 1/4 + \dots + 1/1000$$

debido a que el  $C$  s se cancelan. La evaluación de este numéricamente, obtenemos 7.486/9.788.

Por lo tanto, alrededor de 0.764 de las solicitudes será el de las películas en el disco magnético.

Es de destacar que la ley de Zipf implica que una cantidad sustancial de la distribución está en la cola, en comparación, digamos, con decaimiento exponencial.

---

## **Página 43**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 8**

#### **41**

### **SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS CAPÍTULO 8**

**1.** Ha llegado el tiempo de la morsa dice que hablar de muchas cosas de zapatos y barcos y lacre de coles y reyes

y por qué el mar está hirviendo y si los cerdos tienen alas

pero espera un poco gritaron las ostras antes de que tengamos nuestro chat

para algunos de nosotros estamos sin aliento y todos nosotros somos la grasa

no tiene prisa, dijo el carpintero que le dieron las gracias tanto por que Desde *A través del espejo* (Tweedledum y Tweedledee).

. 2 El texto plano es: un computador digital es una máquina que puede resolver los problemas de

personas por llevar a cabo las instrucciones que le imparte.

Desde *Structured Computer Organization* por AS Tanenbaum.

. 3 Es:

1011111 0000100 1110000 1011011 1001000 1100010 0001011 0010111  
1001101 1110000 1101110

4. A 100 Gbps, un poco dura de 10

-11

seg a transmitir. Con la velocidad de la luz

siendo  $2 \times 10$

8

metros / seg, en 1 tiempo de bit, el pulso de luz alcanza una longitud de 2

mm o 2.000 micras. Dado que un fotón es de aproximadamente 1 micra de longitud, el pulso es

2000 fotones largos. Por lo tanto, estamos muy lejos de un fotón por bit, incluso a 100 Gbps. Sólo en 200 Tbps logramos 1 bit por fotón.

5. La mitad del tiempo Trudy acertar. Todos esos bits se regenerarán

correctamente. La otra mitad se va a adivinar equivocado y entrega bits aleatorios a Bob.

La mitad de ellos serán incorrectas. De este modo, el 25% de los bits se pone la voluntad de fibra

estar equivocado. One-time pad de Bob será, pues, el 75% a la derecha y 25% mal.

6. Si el intruso tenía potencia de cálculo infinito, que sería la misma, pero

ya que no es el caso, la segunda es mejor. Obliga al intruso que hacer un cálculo para ver si cada tecla trató es la correcta. Si este cálculo es costoso-  
sive, se retrasará al intruso hacia abajo.

7. Sí. Una secuencia contigua de cajas P puede ser sustituido por un único P-  
cuadro.

Del mismo modo para las cajas-S.

8. Para cada posible clave de 56 bits, descifrar el primer bloque de texto  
cifrado. Si el resultado-

ción de texto plano es legal, pruebe el siguiente bloque, etc Si el texto plano es  
ilegal, trata de la

siguiente tecla.

9. La ecuación 2

$n$

= 10

15

nos cuenta  $n$ , el número de duplicar los períodos necesarios.

Resolviendo, obtenemos  $n = 15 \log$

2

10 o  $n = 50$  periodos de duplicación, que es de 75 años.

Sólo la construcción de esa máquina está bastante lejos, y la ley de Moore no puede con-

nuar durante 75 años más.

---

## **Página 44**

**42**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 8**

**10.** La ecuación que tenemos que resolver es 2

256

= 10

$n$

. Tomando logaritmos comunes, que

obtener  $n = 256 \log 2$ , por lo que  $n = 77$ . El número de teclas es, pues, 10

77

. El número

de estrellas de nuestra galaxia es de unos 10

12

y el número de galaxias es de aproximadamente 10

8

,

por lo que hay cerca de 10

20

estrellas en el universo. La masa del Sol, un típico

estrellas, se encuentra a  $2 \times 10$

33

gramos. El sol está compuesto principalmente de hidrógeno y el número

de los átomos en 1 gramo de hidrógeno es de aproximadamente  $6 \times 10$

23

(Número de Avogadro). Así

el número de átomos en el sol es de aproximadamente  $1,2 \times 10$

57

. Con 10

20

estrellas, la

número de átomos en todas las estrellas del universo es de unos 10

77

. Por lo tanto, la  
número de claves AES de 256 bits es igual al número de átomos en el conjunto  
universo (ignorando la materia oscura). Conclusión: romper AES-256 por bruta  
la fuerza no es probable que suceda en el corto plazo.

**11.** DES mezcla los trozos bastante a fondo, por lo que un solo bit de error en el  
bloque  $C$

yo

voluntad

bloques completamente garble  $P$

yo

. Además, un bit se equivoca en el bloque  $P$

$i = 1$

.

Sin embargo, todos los bloques de texto plano subsiguientes serán correctos. Un  
solo error de bit

por tanto, sólo afecta a dos bloques de texto plano.

**12.** Por desgracia, cada bloque de texto simple a partir de  $P$

$i = 1$

será mal ahora, ya que

todas las entradas a las cajas XOR se equivocan. Un error de trama es así mucho  
más grave que un bit invertido.

**13.** encadenamiento de bloques de cifrado produce 8 bytes de la producción por  
el cifrado. Cifra

modo de realimentación produce 1 byte de la producción por el cifrado. Por lo  
tanto, el bloque de cifrado

encadenamiento es ocho veces más eficiente (es decir, con el mismo número de  
ciclos

puede cifrar ocho veces más en texto plano).

**14.** (a) Para estos parámetros,  $z = 60$ , por lo que debemos elegir  $d$  ser primos  
relativos

. a 60 valores posibles son: 7, 11, 13, 17, y 19.

(B) Si *correo* satisface la ecuación  $7e = 1 \pmod{360}$ , a continuación,  $7$  de  
*correo* debe ser 361, 721,

1081, 1441, etc Dividiendo cada uno de estos a su vez en un 7 para ver que es  
divisible

por 7, encontramos que  $721/7 = 103$ , por lo tanto,  $e = 103$ .

(C) Con estos parámetros,  $e = 3$ . Para cifrar  $P$  usamos la función

$C = P$

3

$\pmod{55}$ . Para  $P = 1$  a 10,  $C = 1, 8, 27, 9, 15, 51, 13, 17, 14$ , y 10,  
respectivamente.

**15.** María debería considerar cambiar sus claves. Esto es debido a que es relativamente fácil

por Frances para averiguar la clave privada de María de la siguiente manera. Frances sabe

La clave pública de María es  $(e, n)$ . Frances avisa  $n_2 = n_1$ . Frances ahora puede

adivinar la clave privada de María  $(d, n)$  simplemente enumerando diferentes soluciones

de la ecuación  $d \cdot e \equiv 1 \pmod{n-1}$ .

**16.** No. La seguridad se basa en tener un algoritmo de cifrado y una clave de longitud.

El IV no es realmente esencial. La clave es lo que importa.

**17.** El R

La

s desde el último mensaje aún pueden estar en la memoria RAM. Si esto se pierde, Trudy puede

tratar de reproducir el mensaje más reciente de Bob, con la esperanza de que no va a ver que

se trata de un duplicado. Una solución es que Bob escriba la R

La

de cada entrante

---

## **Página 45**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 8**

**43**

mensaje a disco *antes de* hacer el trabajo. En este caso, el ataque de repetición no lo hará

trabajo. Sin embargo, ahora existe el peligro de que si una petición se escribe en disco si-

lowed en breve por un accidente, la solicitud nunca se llevó a cabo.

**18.** Si Trudy reemplaza ambas partes, cuando Bob se aplica la clave pública de Alice a la sig-

naturaleza, va a conseguir algo que no es el resumen del mensaje del texto plano.

Trudy se puede poner en un mensaje falso y ella puede hash de ella, pero ella no puede firmarlo

con la clave privada de Alice.

**19.** Cuando un cliente, por ejemplo, Sam, indica que quiere comprar un poco de porno-

phy, jugar, o lo que sea, el orden de la mafia un diamante en la tarjeta de crédito de Sam



de un joyero. Cuando el joyero envía un contrato que se firmará (presumiblemente incluyendo el número de tarjeta de crédito y un apartado postal como dirección de la mafia), el

Mafia reenvía el hash del mensaje del joyero para Sam, junto con un contrato inscribirse Sam como la pornografía o el cliente de juego. Si Sam acaba signos ciegamente sin darse cuenta de que el contrato y la firma no coinciden, la mafia transmite la firma a un joyero, que luego los barcos del diámond. Si Sam más tarde afirma que él no ordenó un diamante, la joyería será capaz de producir un contrato firmado que muestra las cosas que hizo.

**20.** Con 20 alumnos, hay  $(20 \times 19) / 2 = 190$  pares de estudiantes. La probabilidad-

dad de que los estudiantes en cualquier par tienen la misma fecha de nacimiento es de  $1/365$  y el pro-

bability que tienen distintos cumpleaños es  $364/365$ . La probabilidad de que todos los

190 pares tienen diferentes cumpleaños es así  $(364 / 365)$

190

. Este número es de aproximadamente

0.594. Si la probabilidad de que todos los pares son desajustes es 0,594, entonces el pro-

bability que uno o más pares tienen el mismo cumpleaños es de aproximadamente 0.406.

**21.** La secretaria puede elegir un número (por ejemplo, 32) espacios en la carta, y poten-

sustituir parcialmente a cada uno por el espacio, la tecla de retroceso, el espacio. Cuando se ve en el ter-

minal, todas las variantes se parecen, pero todos tendrán diferentes resúmenes de mensajes,

por lo que el ataque de cumpleaños todavía funciona. Alternativamente, la adición de los espacios al final de

líneas y espacios intercambiables y las pestañas también se pueden utilizar.

**22.** Es factible. Alicia encripta un nonce con la clave compartida y la envía a Bob.

Bob envía de vuelta un mensaje cifrado con la clave compartida que contiene el nonce, su propia nonce, y la clave pública. Trudy no puede forjar este mensaje, y si ella envía basura al azar, cuando descifra no va a contener la Alicia de nonce. Para completar el protocolo, Alice envía nonce de Bob encriptada con la clave pública de Bob.

**23.** Paso 1 es para verificar el certificado X.509 utilizando la clave pública de la CA raíz. Si es

genuino, ella ahora tiene la clave pública de Bob, a pesar de que debe comprobar la CRL si

hay uno. Pero para ver si se trata de Bob en el otro extremo de la conexión, se necesita saber si Bob tiene la clave privada correspondiente. Ella toma un nonce y lo envía a él con su clave pública. Si Bob puede devolverlo en texto plano, ella está convencida de que es Bob.

---

## **Página 46**

### **44**

#### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 8**

**24.** Primera Alice establece un canal de comunicación con  $X$  y pide  $X$  para un certificado para verificar su clave pública. Supongamos que  $X$  proporciona un certificado firmado por

otra CA  $Y$ . Si Alicia no sabe  $Y$ , repite el paso anterior con  $Y$ .

Alice persevera en ella, hasta que recibe un certificado de verificación de la pública

clave de una CA  $Z$  firmado por  $A$  y Alice sabe  $A$ 's de clave pública. Tenga en cuenta que este

puede continuar hasta que se alcance una raíz, es decir,  $A$  es la raíz. Después de esto Alice

verifica las claves públicas en orden inverso a partir del certificado que  $Z$  proporcionado. En cada paso durante la verificación, se comprueba también el CRL para hacer

Asegúrese de que el certificado proporcionado no ha sido revocado. Finalmente, después de verificar-

la clave pública de Bob ing, Alice asegura que ella es de hecho de hablar con Bob utilizando

el mismo método que en el problema anterior.

**25.** No. AH en modo de transporte incluye la cabecera IP en la suma de comprobación. El NAT

caja de cambios de la dirección de origen, arruinando la suma de comprobación. Todos los paquetes serán percibido como que tiene errores.

**26.** HMACs son mucho más rápidos computacionalmente.

**27.** El tráfico entrante puede ser inspeccionado para detectar la presencia de virus. Saliente

tráfico puede ser inspeccionado para ver si la información confidencial de la compañía es de fugas

ción a cabo. Comprobación de virus podría funcionar si se usa un buen programa antivirus.

Comprobación del tráfico de salida, que puede ser encriptada, es casi desesperada

contra un intento serio de filtrar información.

**28.** Si Jim no quiere revelar quién se está comunicando con cualquiera (Incluso del propio administrador del mismo, Jim tiene que utilizar adicional mecanismos de seguridad. Recuerde que VPN proporciona seguridad para la comunicación

CIÓN sólo a través de Internet (fuera de la organización). No proporciona ningún seguridad para la comunicación dentro de la organización. Si Jim sólo quiere mantener

su comunicación a salvo de personas ajenas a la empresa, una VPN es suficiente.

**29.** Sí. Supongamos que Trudy XORs una palabra al azar con el inicio de la carga útil

y luego XORs la misma palabra con la suma de comprobación. La suma de comprobación se sigue

ser correcta. Por lo tanto, Trudy es capaz de distorsionar mensajes y no tienen ellos sean

detectado porque ella puede manipular la suma de comprobación a través de la encriptación.

**30.** En el mensaje 2, ponga  $R$

$B$

dentro del mensaje cifrado en lugar de fuera de ella. En de esta manera, Trudy no será capaz de descubrir  $R$

$B$

y el ataque reflexión no funciona.

**31.** Bob sabe que  $g$

$x$

$\text{mod } n = 191$ . Él calcula 191

15

$\text{mod } 719 = 40$ . Alice

sabe que  $g$

$y$

$\text{mod } n = 543$ . Ella calcula 543

16

$\text{mod } n = 40$ . La clave es de 40.

La manera más simple de hacer los cálculos anteriores es el uso de la UNIX

$bc$  programa.

45

**32.** No hay nada Bob sabe que Trudy no lo sabe. Cualquier respuesta Bob puede dar, Trudy también puede dar. Bajo estas circunstancias, es imposible que Alice de saber si ella está hablando con Bob o Trudy.

**33.** El KDC necesita alguna manera de decirle a quien envió el mensaje, por lo que clave de descifrado para aplicar a la misma.

**34.** No. Todo Trudy tiene que hacer es capturar dos mensajes desde o hacia el mismo usuario.

A continuación, puede intentar descifrar, tanto de los que tienen la misma clave. Si el azar número de campo en ambos es el mismo, bingo, ella tiene la clave correcta. Todo este esquema sí aumenta es su carga de trabajo en un factor de dos.

**35.** Los dos números aleatorios se utilizan para diferentes propósitos. *R*

*La*

se utiliza para convencer a Alice ella está hablando con el KDC. *R*

*Un 2*

se utiliza para convencer a Alice que ella es hablar a Bob más tarde. Ambos son necesarios.

**36.** Si AS deja de funcionar, los nuevos usuarios legítimos no podrán autenticar ellos-

misimos, es decir, conseguir un billete de TGS. Por lo tanto, no serán capaces de acceder a cualquier

servidores de la organización. Los usuarios que ya tienen un billete de TGS (obtenida

de AS antes de caer) pueden continuar teniendo acceso a los servidores hasta su

Vida billete TGS expire. Si TGS se cae, sólo aquellos usuarios que ya

tener un boleto servidor (obtenido de TGS antes de caer) para un servidor S

será capaz de acceder a S hasta que expire su vida billete servidor. En tanto

de los casos, no se producirá ninguna violación de la seguridad.

**37.** No es esencial para enviar *R*

*B*

cifrada. Trudy no tiene forma de saberlo, y

no se utilizará de nuevo, por lo que no es realmente secreto. Por otro lado, haciendo

de esta manera permite una prueba de *K*

*S*

para estar doblemente seguro de que todo es correcto antes de

el envío de datos. Además, ¿por qué dar Trudy información gratuita acerca de

Bob de azar

generador de números? En general, el menos enviado en texto sin formato, el mejor, y desde el costo es tan bajo que aquí, Alice también podría cifrar  $R$   
 $B$   
.

**38.** El banco envía un desafío (un número aleatorio de largo) al del comerciante com-  
ordenador, que luego se lo da a la tarjeta. La CPU de la tarjeta y luego lo transforma

de una manera compleja que depende de la código PIN introducido directamente en la tarjeta.

El resultado de esta transformación se da a la computadora del comerciante para transmisión al banco. Si el comerciante llama al banco de nuevo a correr otra transacción, el banco enviará un nuevo reto, por lo que el pleno conocimiento de

el viejo no sirve para nada. Incluso si el comerciante conoce el algoritmo utilizado por

las tarjetas inteligentes, que no sabe el código PIN del cliente, ya que se escribe directamente en la tarjeta. Es necesaria la visualización en la tarjeta para evitar que el comerciante

muestre:" El precio de compra es de 49,95", pero diciendo que el banco es 499.95.

**39.** Compresión ahorra ancho de banda, pero lo más importante, sino que también elimina la fre-

cuencia información contained en el texto plano (por ejemplo, de que" e" es el más

letra común en texto Inglés). En efecto, convierte el texto plano en chatarra, el aumento de la cantidad de trabajo que el criptoanalista debe hacer para romper el mensaje.

---

## **Página 48**

**46**

### **PROBLEMA SOLUCIONES PARA EL CAPITULO 8**

**40.** No. Supongamos que la dirección era una lista de correo. Cada persona tendría su o

su propia clave pública. El cifrado de la clave IDEA con una sola clave pública haría

no funciona. Se tendría que ser cifrada con varias claves públicas.

**41.** En el paso 3, la ISP pide *www.trudy-la-intruder.com* y nunca es sup-recorrían. Sería mejor para suministrar la dirección IP para ser menos visible. La

resultado se debe marcar como no almacenable en caché así que el truco se puede utilizar más adelante si es necesario.

**42.** El código DNS es público, por lo que el algoritmo utilizado para la generación de ID es pública. Si se trata de un generador de números aleatorios, usando identificadores de azar apenas ayuda en absoluto. Por utilizando el mismo ataque de suplantación como se muestra en el texto, Trudy puede aprender el ID actual (al azar). Dado que los generadores de números aleatorios son completamente deterministas, si Trudy sabe un ID, se puede calcular fácilmente la siguiente. Si el número aleatorio generado por el algoritmo es XOR con el tiempo, que hace que sea menos predecible, excepto que Trudy también sabe el tiempo. XORing la número aleatorio con el tiempo y también con el número de búsquedas el servidor ha hecho en el pasado minutos (algo que Trudy no sabe) y luego tomar el hash SHA-1 de este es mucho mejor. El problema aquí es que SHA-1 tiene un cantidad no trivial de hora y DNS tiene que ser rápido.

**43.** Los nonces protegerse contra ataques de repetición. Dado que cada parte contribuye a la clave, si un intruso intenta reproducir los mensajes antiguos, la nueva clave generada no lo hará coincidir con el antiguo.

**44.** Fácil. La música es sólo un archivo. No importa lo que está en el archivo. Hay espacio para 294.912 bytes en los bits de orden inferior. MP3s requieren aproximadamente 1 MB por minutos, por lo que cerca de 18 segundos de la música podría encajar.

**45.** Alice podría hash de cada mensaje y firma con su propia clave privada. Entonces ella podría anexar el hash firmado y su clave pública al mensaje. Personas podría comparar verificar la firma y comparar la clave pública a la que se Alice utilizó la última vez. Si Trudy trató de hacerse pasar por Alice y se adjuntará La clave pública de Alice, ella no sería capaz de obtener el derecho de hash. Si ella usa su propia clave pública, la gente vería que no era lo mismo que la última vez