Transporte fiable

Area de Ingeniería Telemática
http://www.tlm.unavarra.es

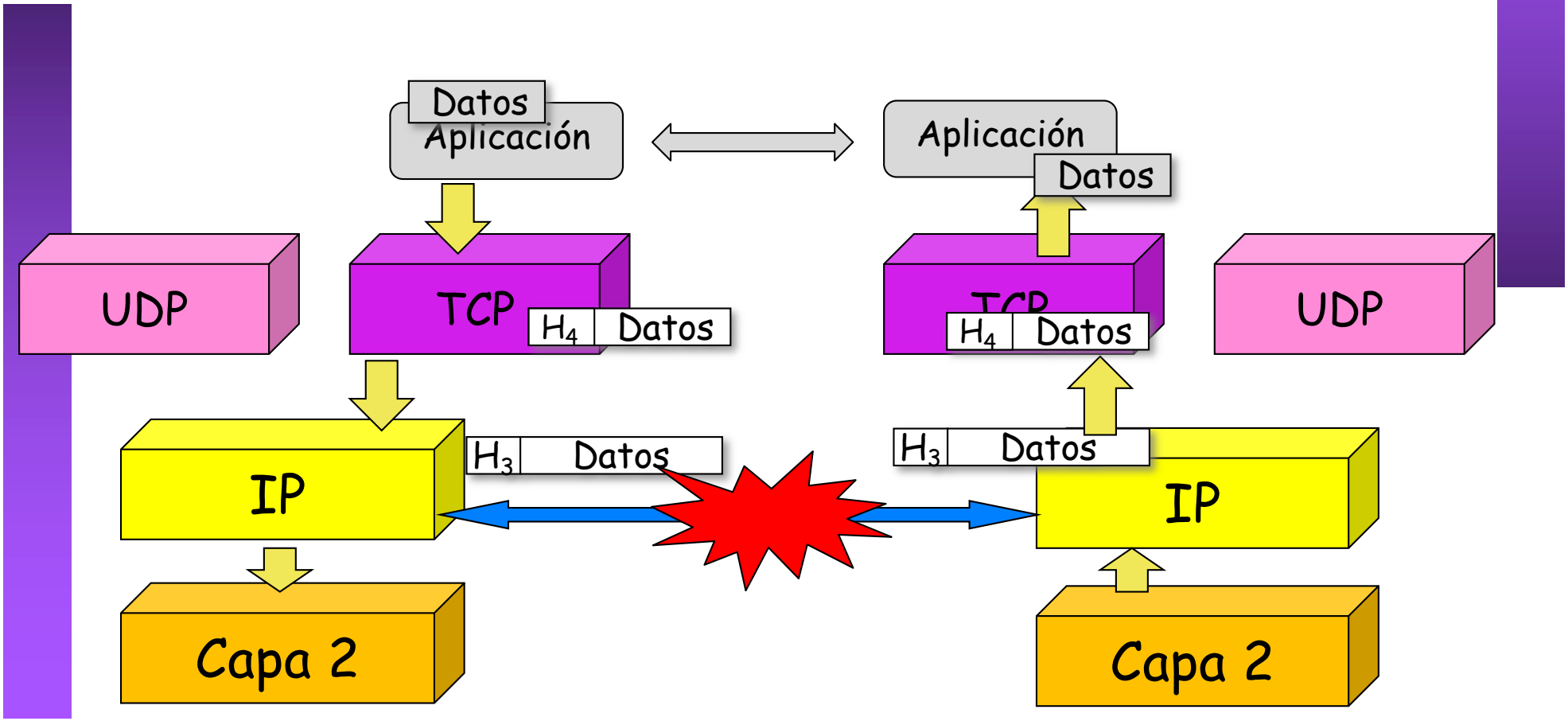
Arquitectura de Redes, Sistemas y Servicios

Escenario

upna
Universidad Pública de Navarra
Nafarroako Unibertsitate Publikoa

Transporte fiable en capa 4

- Problema: Ofrecer un servicio de transporte fiable en base a un servicio no fiable
- Nos centramos en ofrecerlo en capa 4 en base a un servicio capa 3 *best-effort* (Ejemplo: TCP sobre IP)

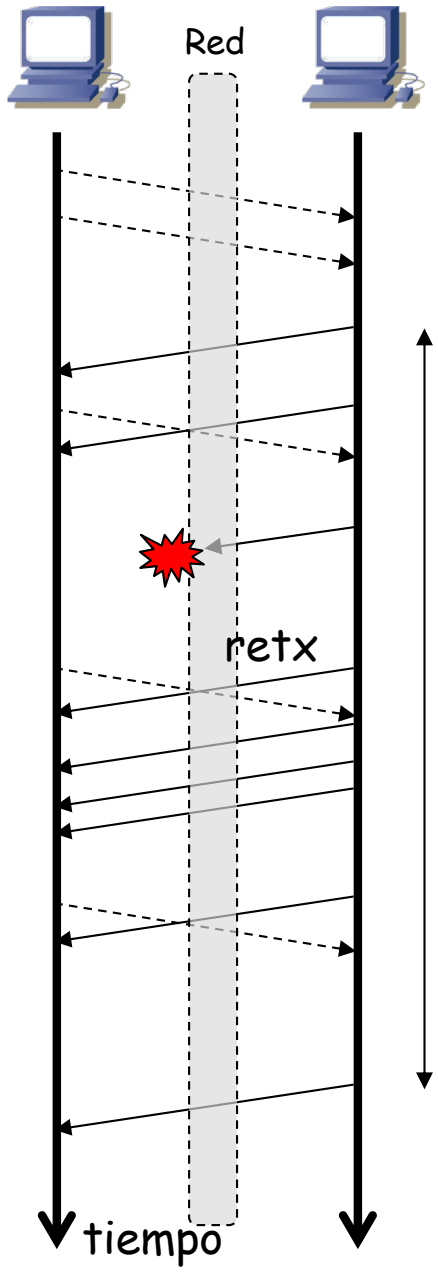


Duplex y orden

- Normalmente la comunicación entre las aplicaciones será dúplex
- Una “conversación” en capa 4 será full-duplex
- Resolveremos el problema de transporte fiable en un sentido
- En el sentido contrario solo hay que replicar el procedimiento
- Supondremos al principio que los paquetes no se desordenan en la red, solo se pierden
- Veremos después cómo podemos añadir entrega en orden

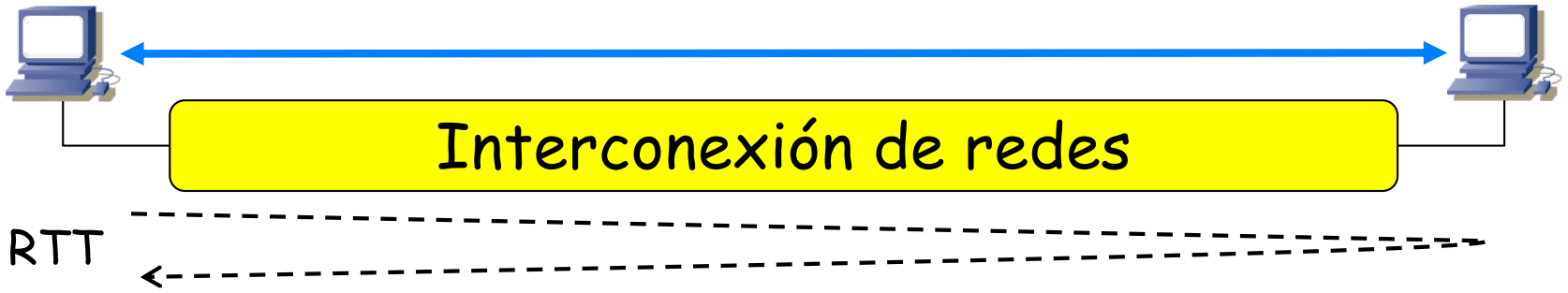
Ejemplo

- Transferencia de datos de una aplicación a otra (requiere múltiples paquetes)
- Por ejemplo, copia de un fichero
- Algunos paquetes se ”pierden” en la red
- O se corrompen (llegan pero modificados)
- Habrá que retransmitir los datos perdidos
- ¿Cuánto tiempo tarda en completarse la transferencia?
- ¿Cuál es la velocidad de transferencia que ve la aplicación?
- ¿En qué medida podemos acercarnos a la capacidad del cuello de botella de la red?
- ¿Cómo depende de lo frecuentes que sean las pérdidas?



Condiciones de contorno

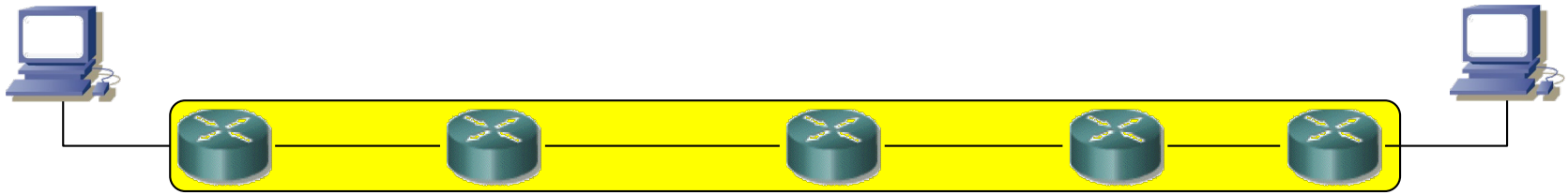
- Comunicación entre las aplicaciones
- Los paquetes que envía la aplicación llegan (o no) a la aplicación destino
- La red entre ellas da un servicio *best-effort*: no fiable, puede perder, desordenar y duplicar paquetes
- Los paquetes en la red tienen una MTU
- RTT en la red: tiempo de ida y vuelta entre los hosts, variable
- Cómo ofrece la red ese servicio no importa para la capa 4
- Aunque nosotros sabemos que esa red...



upna
Universidad Pública de Navarra
Nafarroako Unibertsitate Publikoa

Funcionamiento de esa red

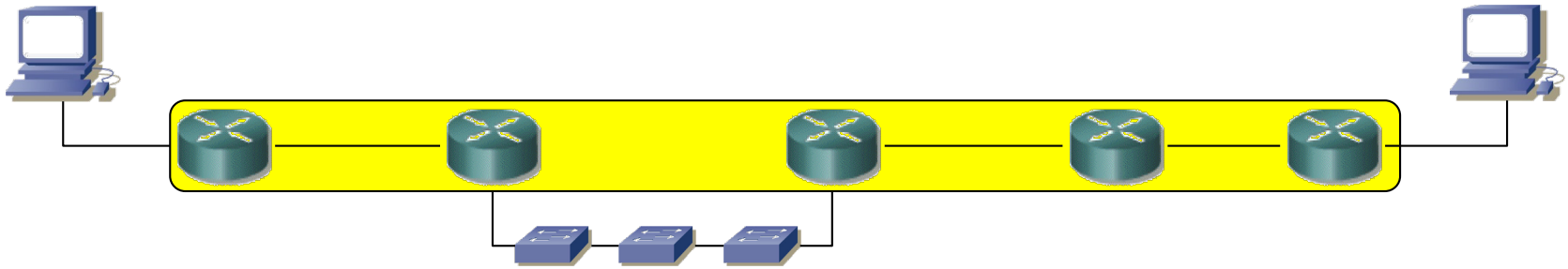
- Conmutadores de paquetes capa 3



upna
Universidad Pública de Navarra
Nafarroako Unibertsitate Publikoa

Funcionamiento de esa red

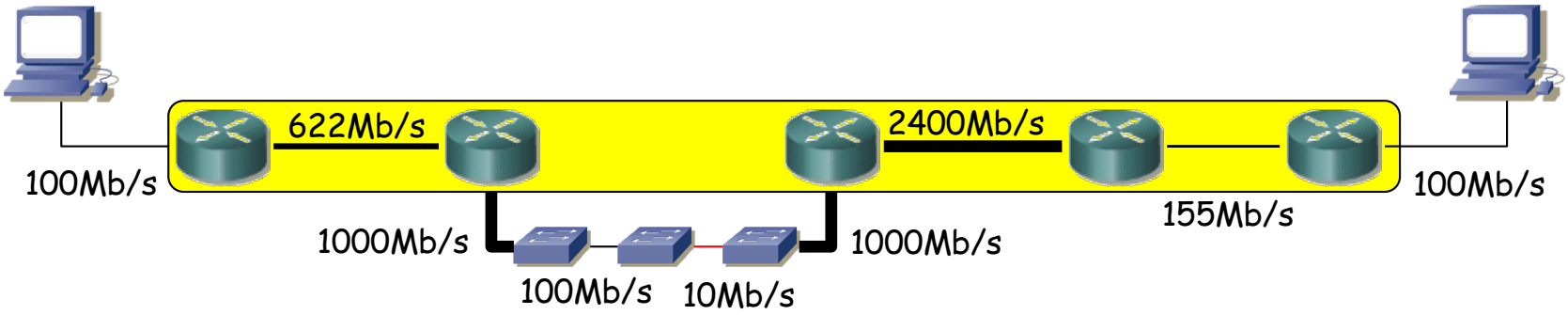
- Conmutadores de paquetes capa 3
- La comunicación entre dos conmutadores capa 3 adyacentes es mediante una tecnología capa 2
- Puede ser un cable directo o toda una tecnología de red



upna
Universidad Pública de Navarra
Nafarroako Unibertsitate Publikoa

Funcionamiento de esa red

- Los enlaces tienen una capacidad
- Cuello de botella en el camino será “lo mejor” que puedan ver las aplicaciones
- Hay que tener en cuenta que hay más tráfico de otros usuarios



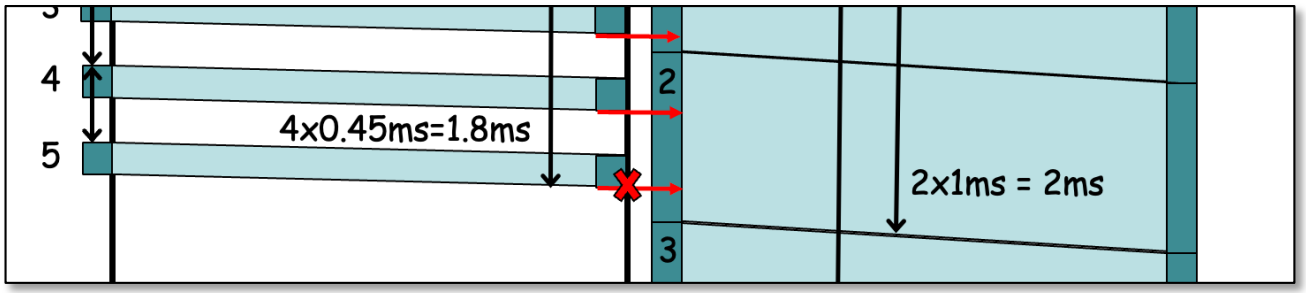
Funcionamiento de esa red

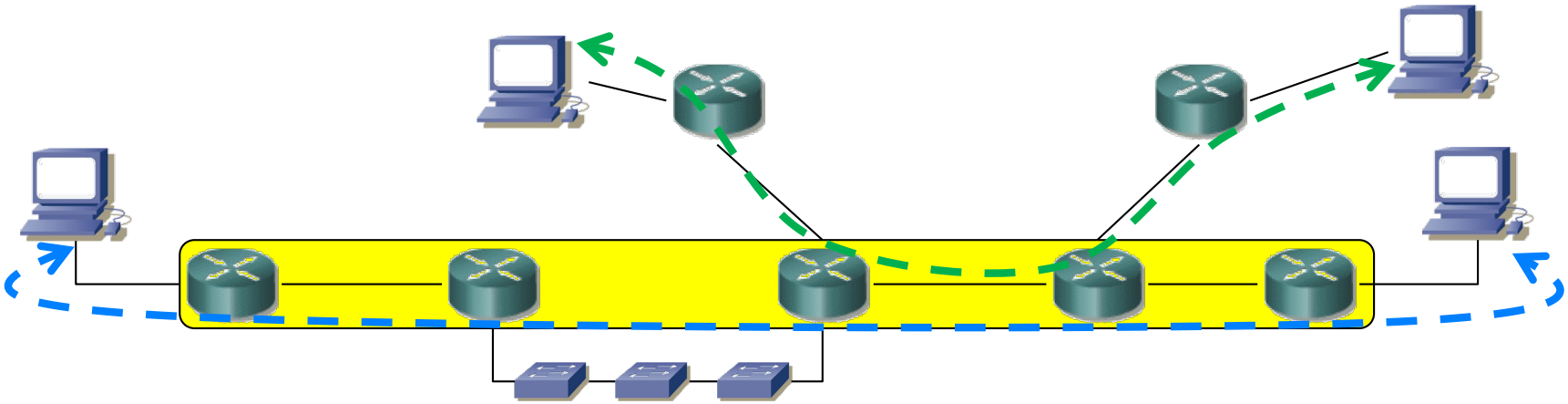
- Los paquetes normalmente se perderán por llegar a un conmutador que tenga el buffer de paquetes lleno

Latency (using 64 byte packets)
- 10Mbps: 35µs (max)
- 100Mbps: 30µs (max)
- 1000Mbps: 15µs (max)

RAM buffer
- 256KB

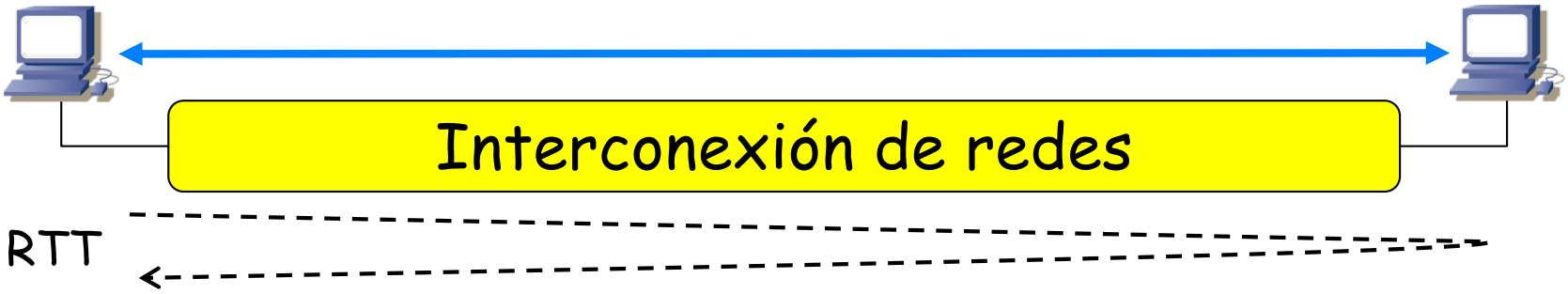
MAC address database
- 8K





Condiciones de contorno

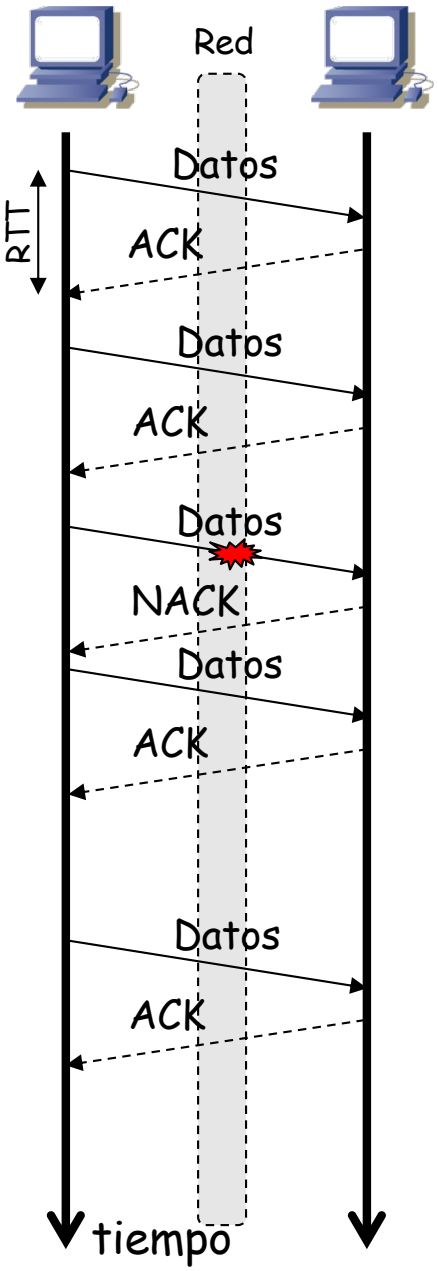
- El nivel de transporte no ve esa complejidad
- Envía paquetes y llegan (tras un tiempo) o no



Stop & Wait sin pérdidas

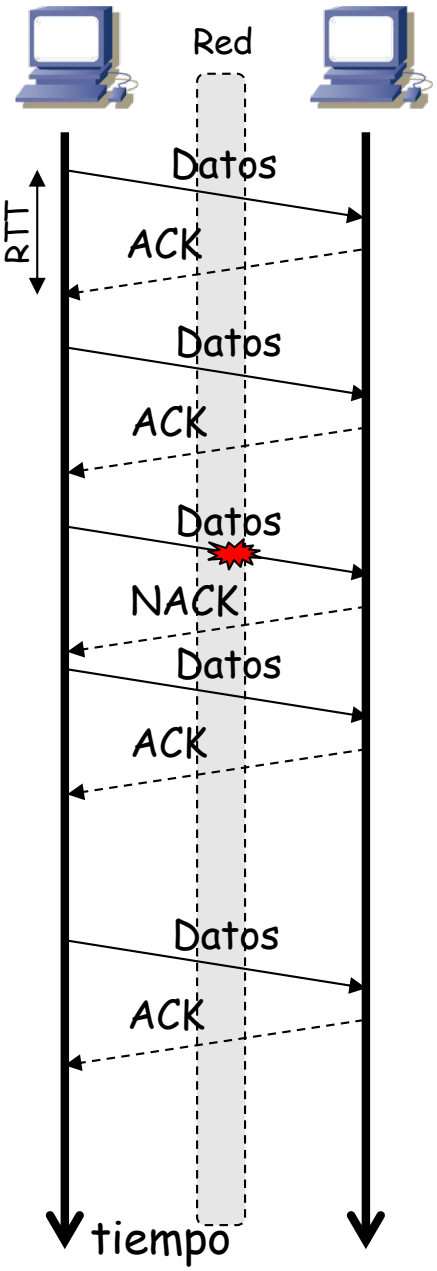
Idea general con errores

- Describimos solo comunicación en un sentido
- Emisor envía paquete y espera confirmación
- Comunicación capa 4 extremo a extremo de hosts
- Suponemos que los mensajes se pueden corromper, pero no perder
- Al llegar un mensaje al receptor puede decidir si es correcto o se ha corrompido
- Para detectar errores en el mensaje: checksum
- Si es correcto: envía al otro extremo un mensaje de confirmación (*acknowledgement*)
- Si no es correcto: envía un mensaje de confirmación negativa (*negative-ack, NAK o NACK*)



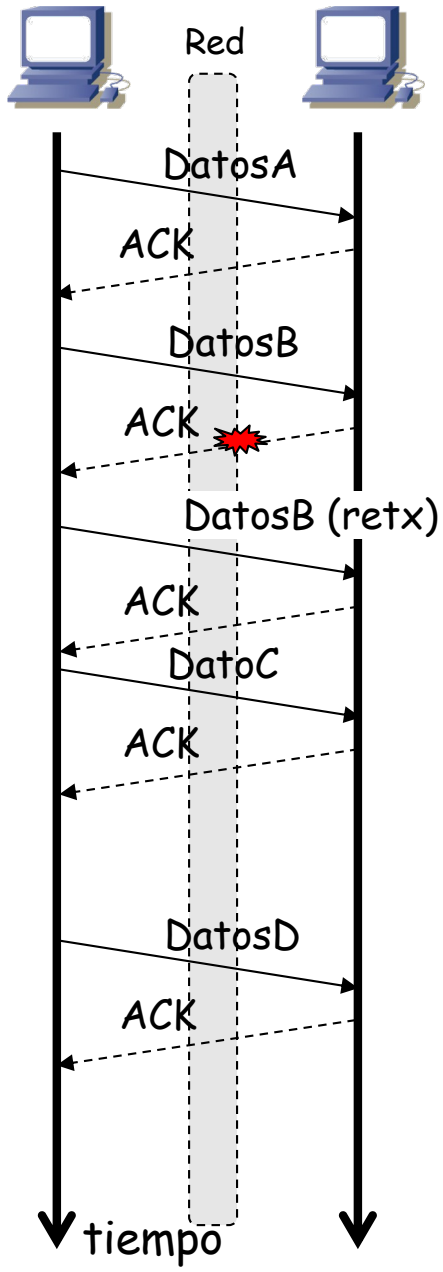
Stop & Wait

- Protocolo de tipo **ARQ** = *Automatic Repeat reQuest*
- Tras enviar datos espera ACK
- ACK/NAK hace referencia al paquete de datos enviado (solo hay uno enviado sin confirmar)
- Si recibe NAK retransmite el paquete de datos y vuelve a esperar
- Si recibe ACK pasa a enviar el siguiente paquete de datos
- Solo puede haber un paquete “en vuelo” (enviado sin confirmar)



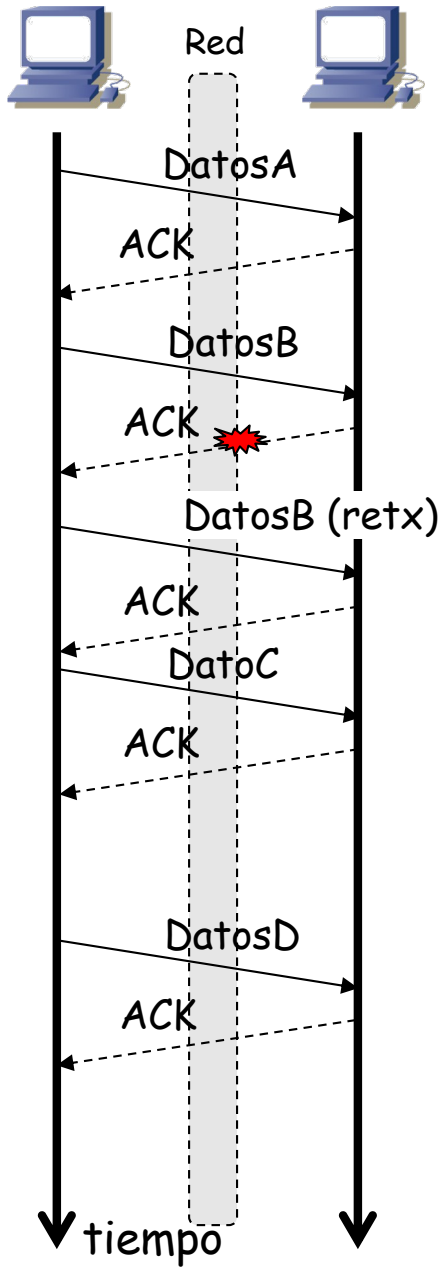
Stop & Wait : Problemas

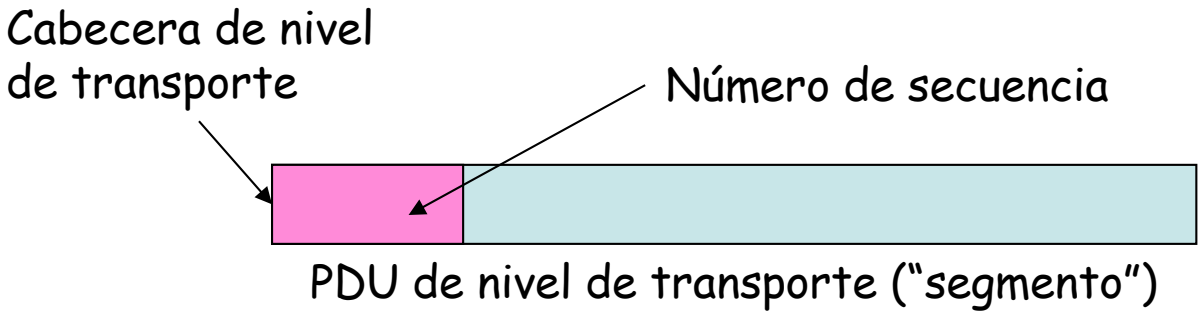
- ¿Y si se corrompe el ACK/NAK?
- Receptor no sabe si es un ACK o un NAK
- Podríamos introducir un nuevo mensaje tipo un N-ACKoNAK para decir que lo hemos recibido corrompido
- Indicaría que hemos recibido mal un mensaje que podía ser un ACK o un NAK
- Pero se puede de nuevo corromper...
- Otra opción es suponer que es un NAK y retransmitir el paquete de datos
- Pero si era un ACK hemos introducido un duplicado
- El receptor no sabe que su ACK se corrompió y esto le puede parecer el siguiente paquete de datos
- Así pues hace falta reconocer el duplicado



Números de secuencia

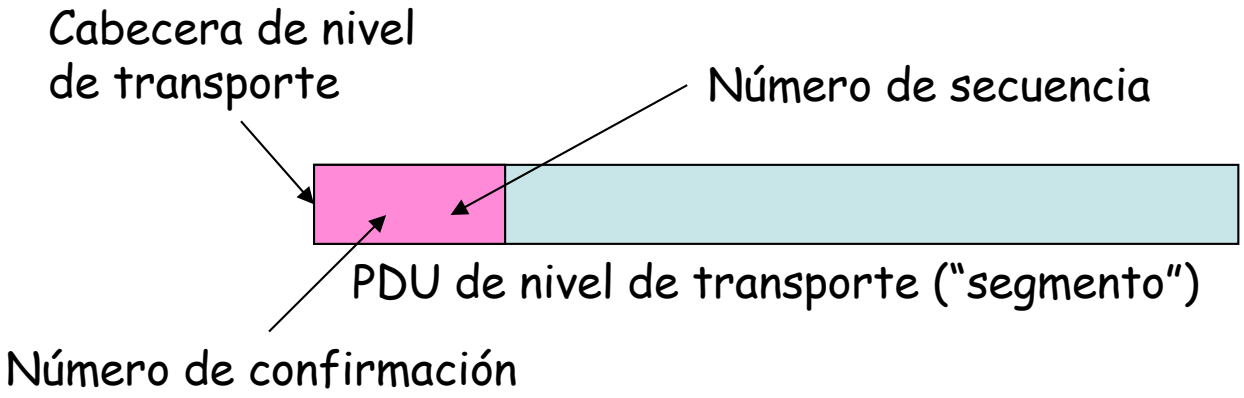
- Puede ser simplemente un bit para decir si es o no una retransmisión del paquete anterior
- O podemos numerar los paquetes de datos con un campo en la cabecera de transporte
- Algunos protocolos numeran todos los bytes de datos (el paquete lleva el nº del primer byte)
- El campo tiene un tamaño, así que se puede desbordar: emplea aritmética módulo

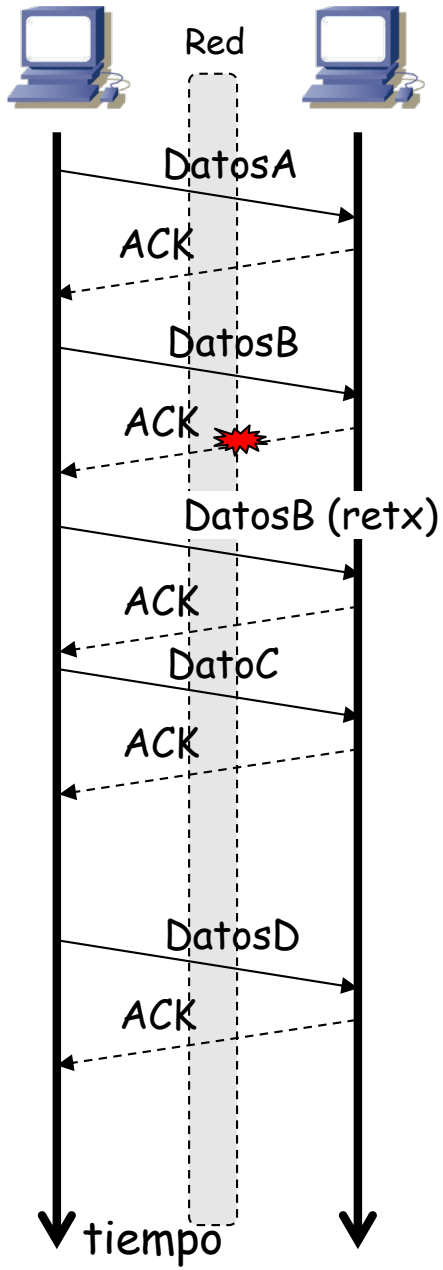




Números de confirmación

- El ACK/NAK es un mensaje de transporte sin datos, con el número de mensaje que confirma
- Muchos protocolos meten el ACK en mensaje de datos de sentido contrario (*piggybacking*)
- Normalmente el ACK dice el número de mensaje que confirma o el siguiente que espera
- En vez de enviar un NAK se puede enviar un ACK repitiendo el número del mensaje anterior recibido correctamente
- Al recibir ese **ACK duplicado** el emisor reconoce que el último paquete llegó con error

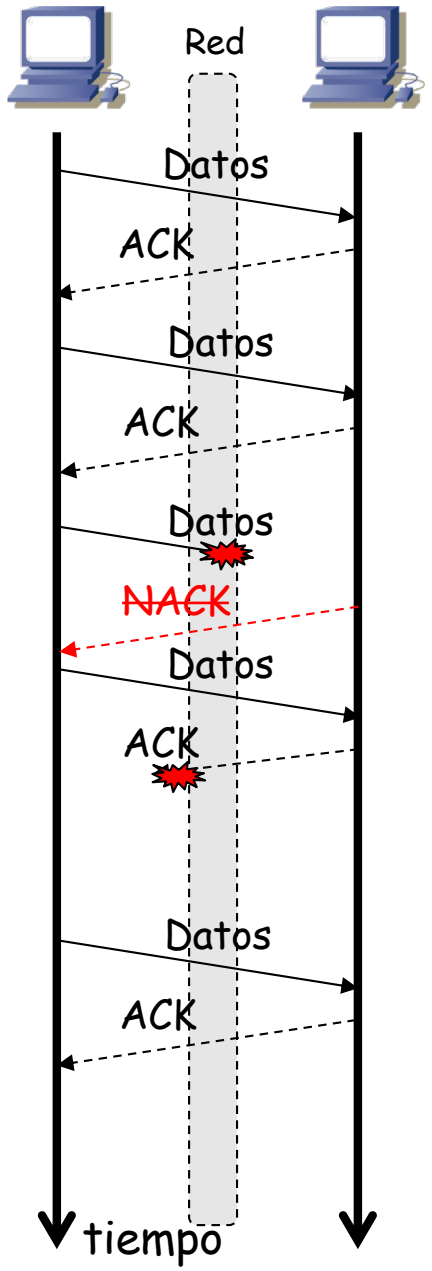




Stop & Wait con pérdidas

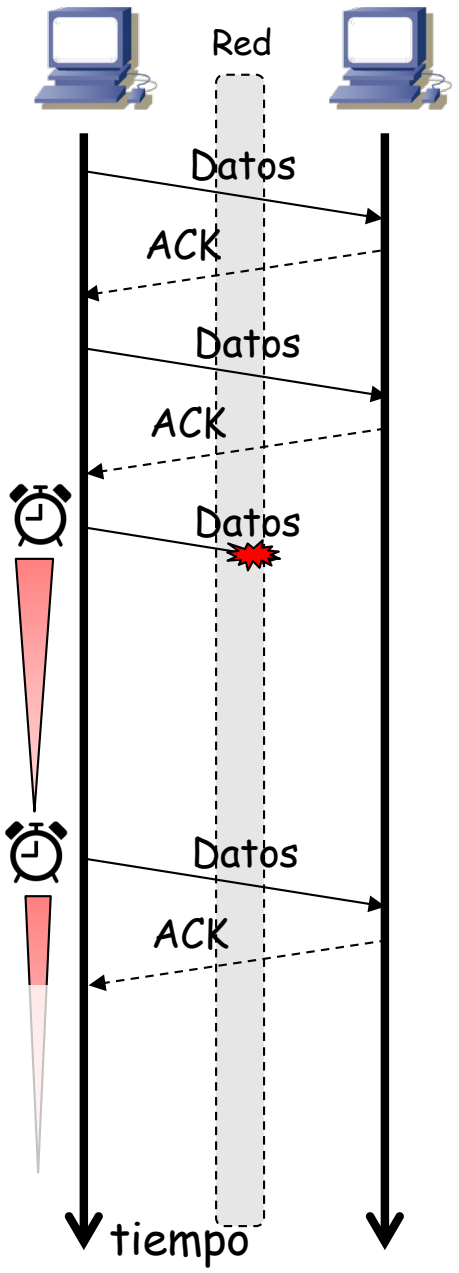
Idea general con pérdidas

- Un mensaje puede no llegar al otro extremo
- No hay NACK pues no llega mensaje
- Afecta también a ACKs/NAKs
- Se suele delegar la responsabilidad en el emisor, que es el único que sabe que hay datos a enviar
- Se pierda el paquete de datos o el ACK, el emisor ve lo mismo: que no le llega ACK
- El resultado es retransmitir
- Una retransmisión cuando se perdió el ACK genera un duplicado en el receptor
- ¿Pero cuándo decide que debe retransmitir?



Timer de retransmisión

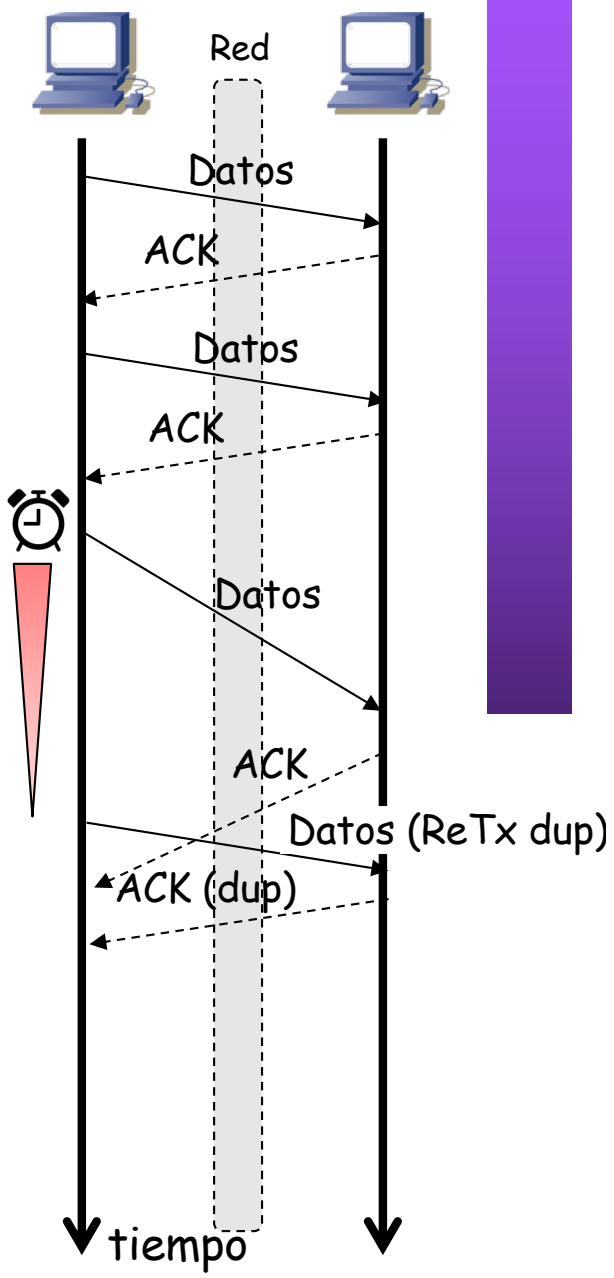
- Cada vez que envíe un paquete de datos deberá comenzar un contador de tiempo
- El tiempo máximo debe ser mayor que lo que suele tardar en llegar el ACK
- Si caduca sin recibirlo se retransmite
- Si llega durante ese tiempo se cancela el timer
- El tiempo que “normalmente” tarda en llegar el ACK es variable
- Depende del host receptor, pero sobre todo del retardo en la red



Retransmisión espúrea

- Si el timer caduca antes de que llegue el ACK porque hemos subestimado el RTT: duplicados
- Debemos tener mecanismo para detectar duplicado
- Introducimos tráfico extra innecesario

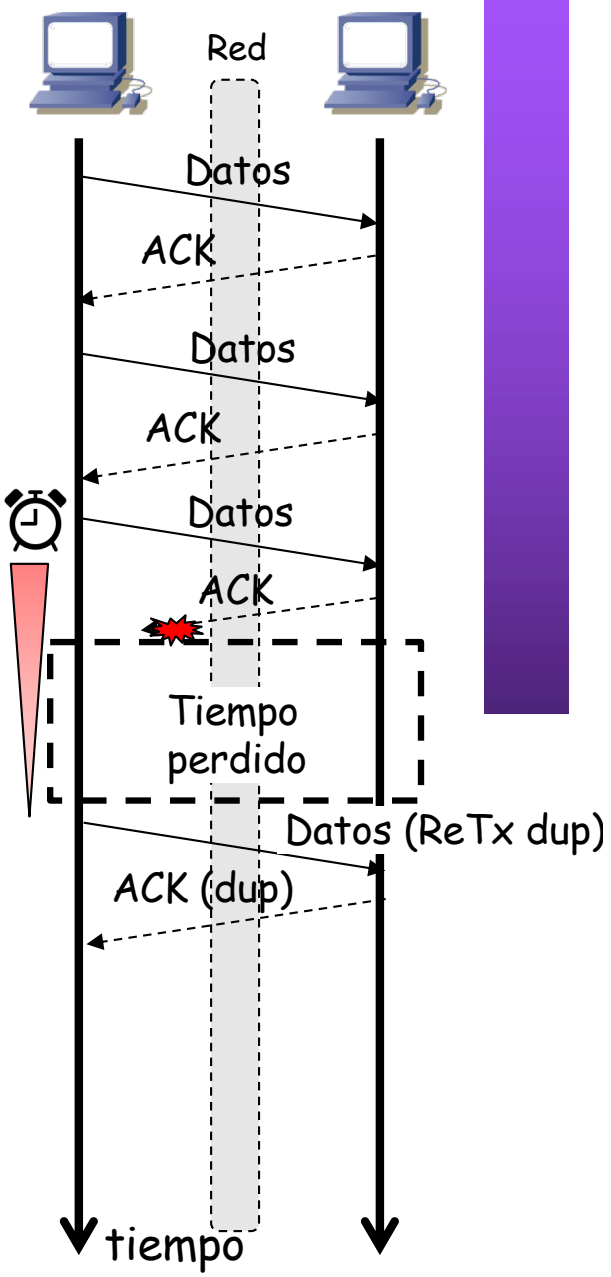
- Valor ideal del timeout: RTT + ϵ
- Es decir, aproximadamente RTT
- El problema es conocer el valor de RTT
- Que además cambia en función del tráfico (debido al retardo en cola)
- La mayoría de protocolos estiman el valor del RTT con los intercambios Datos+ACK
- Y aplican un multiplicador > 1 al valor que estiman del RTT para usar como timeout



upna
Universidad Pública de Navarra
Nafarroako Unibertsitate Publikoa

Retransmisión tardía

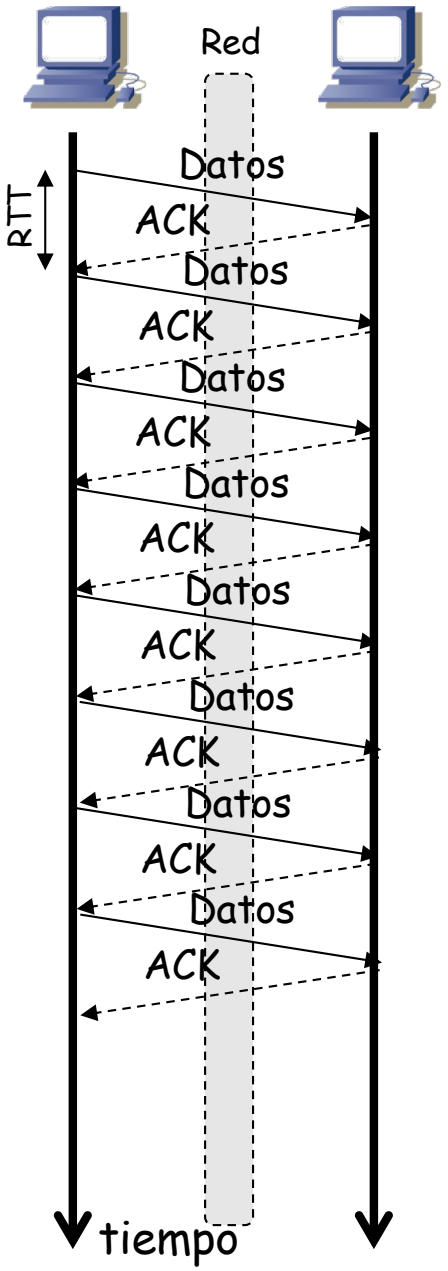
- Si el timer es mucho mayor que el RTT se tarda mucho en recuperar la pérdida
- Mientras tanto la comunicación está detenida



Stop & Wait: rendimiento

Escenario ideal

- Sin pérdidas
- Confirmación inmediata
- Envío del siguiente bloque de datos en cuanto se recibe la confirmación
- Un paquete de datos cada RTT
- Paquete de datos con L bits útiles
- Throughput medio = L / RTT
- Ejemplo:
  - Paquete con 1460 bytes
  - RTT de 40ms
  - Throughput = 1460 x 8 / 0.04 = 292 Kb/s
  - Da igual que el cuello de botella tenga una capacidad muy superior
- ¿Cuánto tiempo tarda en transferir M pkts?
  - M x RTT

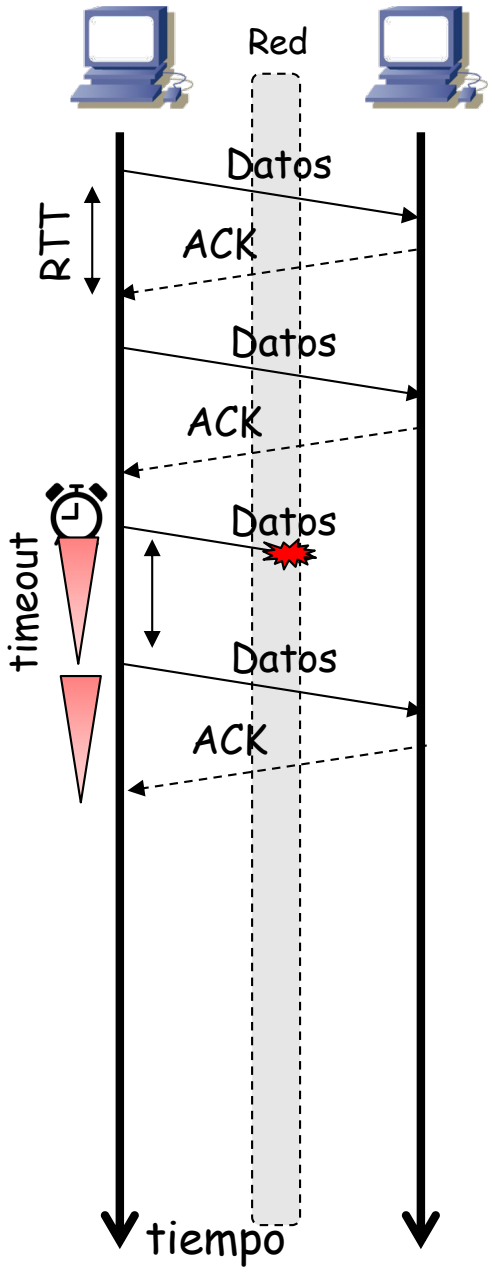


Escenario ideal

- Stop&Wait ofrece baja eficiencia para enlaces de alta capacidad y alto RTT
- Es razonable cuando el tiempo de transmisión del paquete es comparable al RTT
- Ejemplo LAN:
  - Paquete de 1518 bytes @ 10Gb/s son 1.2 μs para transmitirse
  - 1.2 μs @ 220.000 Km/s recorre 267m
  - En el entorno LAN podríamos saturar 10Gb/s con stop&wait
- Ejemplo WAN:
  - Cruzar el Atlántico pueden ser 6.000Km, o unos 30ms (¡en un sentido!)
  - RTT 60ms, Stop&wait, paquete de 1518bytes máximo de 200Kb/s, un enlace de 1Gb/s tiene una utilización del 0.02%
  - Un flujo de transporte nunca saturaría ese enlace

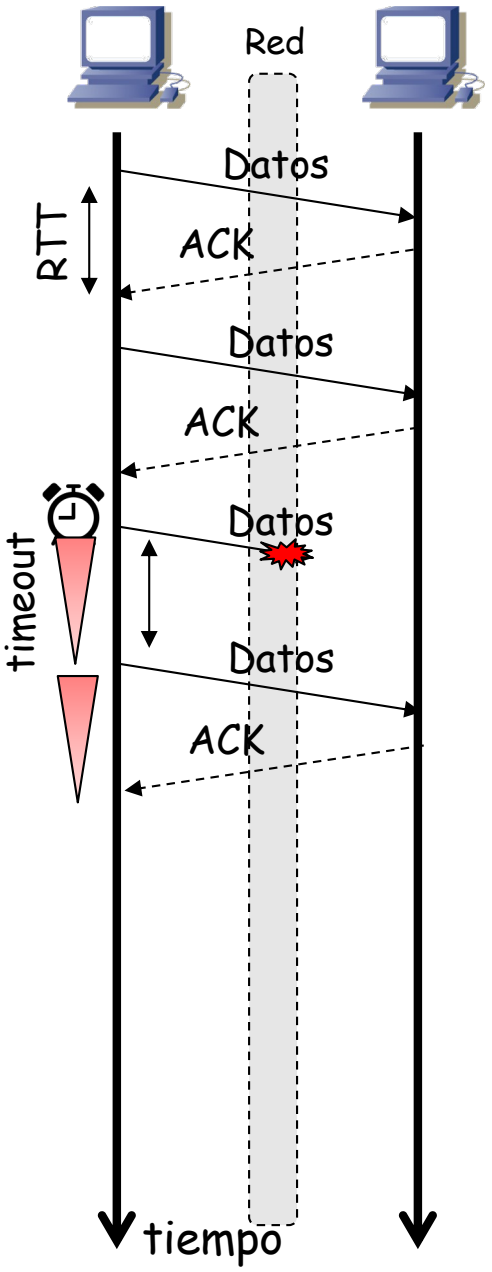
Con pérdidas

- 1 paquete cada RTT si no hay pérdidas
- Si hay pérdida tarda timeout+RTT
- Timeout ideal sería de un RTT
- Así que ante pérdida (simple) el paquete tarda 2xRTT
- Ante pérdida doble tardaría 3xRTT



Tiempo de transferencia

- Supongamos probabilidad de pérdida p
- Independientes
- Con probabilidad 1-p llega con éxito
- Con probabilidad p se pierde
- Entonces un RTT después se retransmite
- ¿Cuál es la probabilidad de que llegue tras una retransmisión?
  - p(1-p)
  - Se pierde el primero y llega el segundo
- ¿Probabilidad de que legue tras 2 retx?
  - $p^2(1-p)$
  - Se pierden original y 1ª retx, llega la 2ª
- ¿qué llegue tras n retx?
  - $p^n(1-p)$

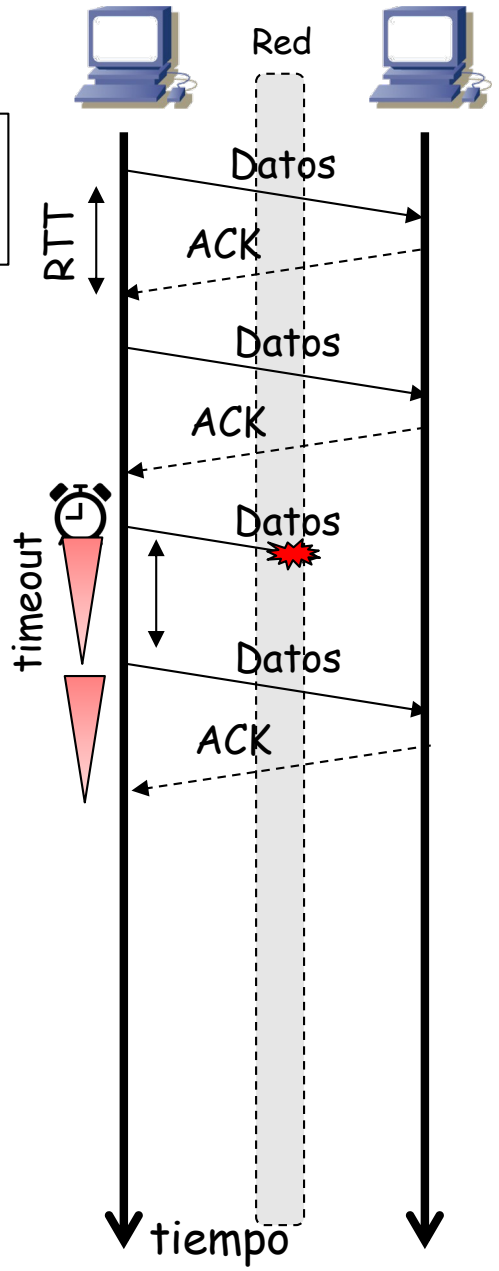


Tiempo de transferencia

Probabilidad	Tiempo
$1-p$	RTT
$p(1-p)$	2RTT
$p^2(1-p)$	3RTT
$p^3(1-p)$	4RTT
...	
$p^{n-1}(1-p)$	nRTT

$$\sum_{n=1}^{\infty} r^n = \frac{r}{1-r}$$

$$\sum_{n=0}^{\infty} nr^n = \frac{r}{(1-r)^2}$$



- Es una distribución geométrica
- Media: $\sum_{n=1}^{\infty} p^{n-1}(1-p)nRTT = \frac{RTT}{1-p}$
- Throughput medio para paquetes con L bits:

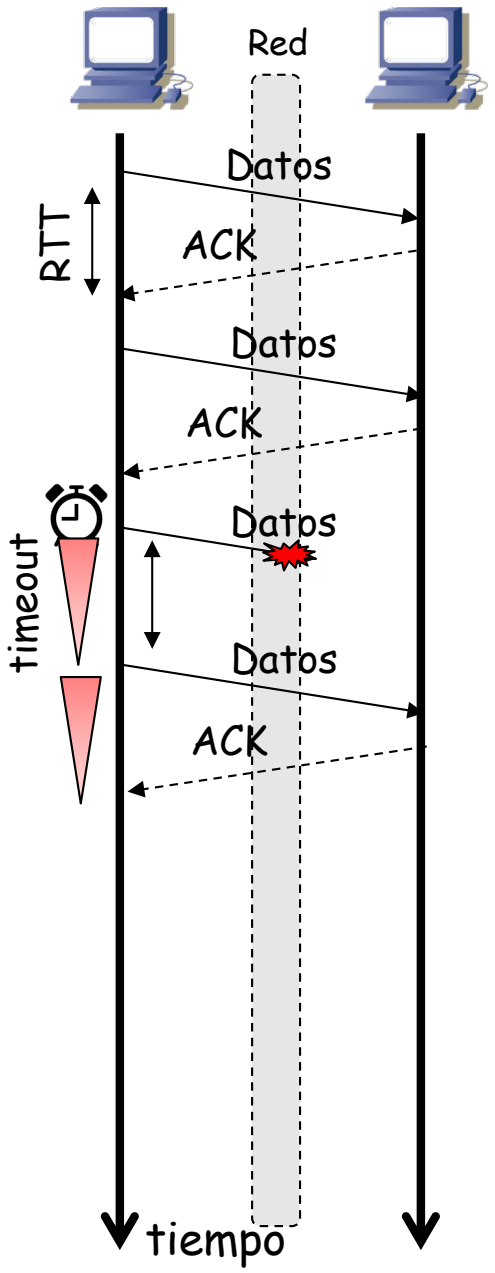
$$\mathrm{v} = \mathrm{L}\frac{1-p}{RTT}$$

- Ejemplo:
  - L = 1460 bytes, p=0.05, RTT=40ms
  - v = 1460x8x(1-0.05)/0.04 = 277 Kb/s

Tiempo de transferencia

- $\frac{RTT}{1-p}$ es el tiempo medio para que un paquete llegue al destino correctamente
- Transferencia de M paquetes, tiempo medio:

$$M\frac{RTT}{1-p}$$



upna
Universidad Pública de Navarra
Nafarroako Unibertsitate Publikoa

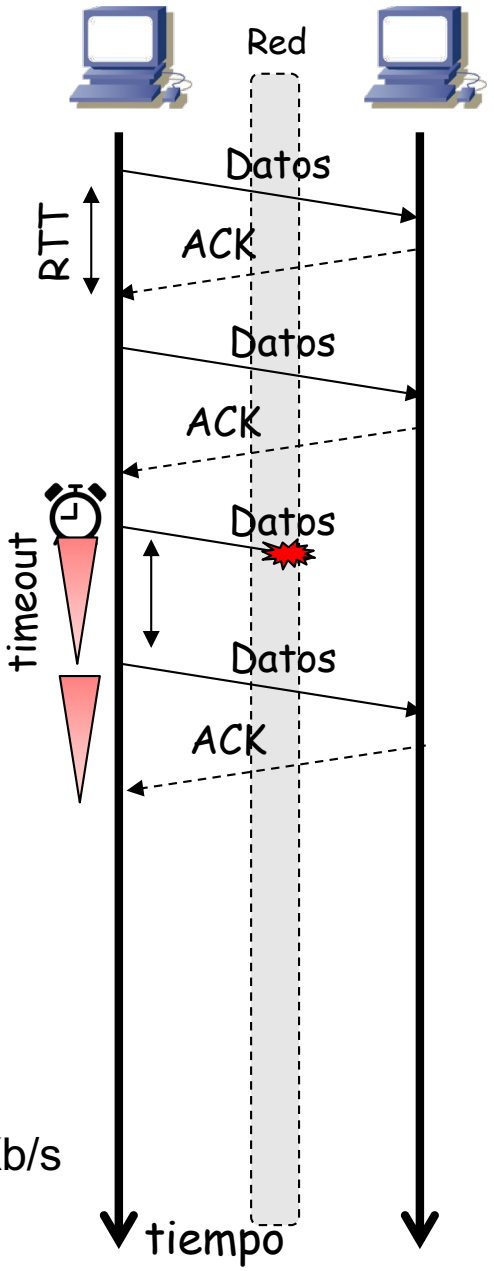
Si timer vale RTO ≠ RTT

Probabilidad	**Tiempo**
• $1-p$	• RTT
• $p(1-p)$	• RTO + RTT
• $p^2(1-p)$	• 2RTO + RTT
• $p^3(1-p)$	• 3RTO + RTT
• ...	
• $p^{n-1}(1-p)$	• (n-1)RTO + RTT

- Es un RTT más una distribución geométrica
- Tiempo medio: $\frac{p}{1-p} RTO + RTT$
- Throughput medio para paquetes con L bits:

$$v = L\frac{1-p}{pRTO + (1-p)RTT}$$

- Si RTT=RTO da la fórmula anterior
- Ejemplo:
  - L = 1460 bytes, p=0.05, RTT=40ms, RTO=90ms
  - v = 1460x8x(1-0.05)/(0.05x0.09+0.95x0.04) = 261 Kb/s



Para pensar

- ¿Depende la probabilidad de pérdida del tamaño del paquete?
- ¿Es razonable considerarlas independientes?
- Paquetes más pequeños hacen que la misma cantidad de datos requiera más paquetes; ¿cómo afecta al tiempo total?
- ¿Cómo afecta a estos cálculos que las pérdidas sean de las confirmaciones?