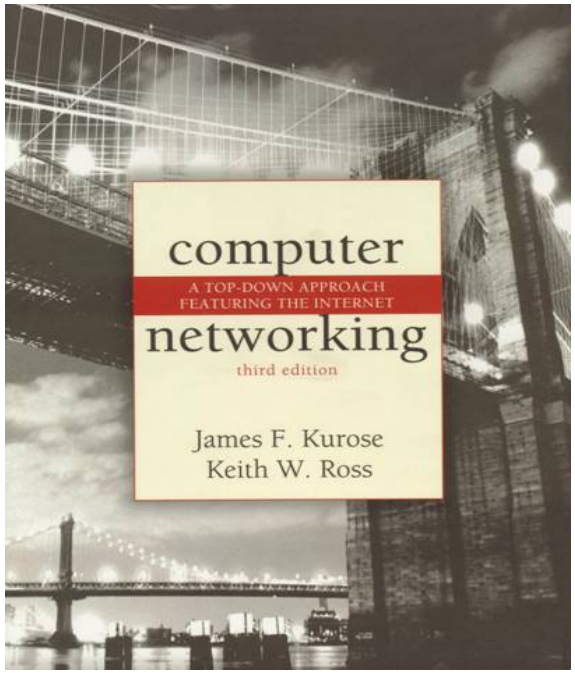
Chapter 3
Transport Layer



Computer Networking: A Top Down Approach Featuring the Internet, 3rd edition.
Jim Kurose, Keith Ross
Addison-Wesley, July 2004.

A note on the use of these ppt slides:

We're making these slides freely available to all (faculty, students, readers). They're in PowerPoint form so you can add, modify, and delete slides (including this one) and slide content to suit your needs. They obviously represent a *lot* of work on our part. In return for use, we only ask the following:

If you use these slides (e.g., in a class) in substantially unaltered form, that you mention their source (after all, we'd like people to use our book!)

If you post any slides in substantially unaltered form on a www site, that you note that they are adapted from (or perhaps identical to) our slides, and note our copyright of this material.

Thanks and enjoy! JFK/KWR

All material copyright 1996-2004
J.F Kurose and K.W. Ross, All Rights Reserved

Capa de Transporte

- Objetivos
  - Comprender los principios detrás de los servicios de la capa de transporte
    - Multiplexado/ demultiplexado
    - Transferencia de datos confiable
    - Control de flujo
    - Control de congestión
- Aprender sobre los protocolos de la capa de transporte en Internet
  - UDP: transporte sin conexión
  - TCP: transporte orientado a conexión
  - Control de congestión en TCP

Capa de Transporte

3.1 Servicios de la capa de transporte

3.2 Multiplexado y demultiplexado

3.3 Transporte sin conexión: UDP

3.4 Principios de transferencia de datos confiable

3.5 Transporte orientado a conexión: TCP

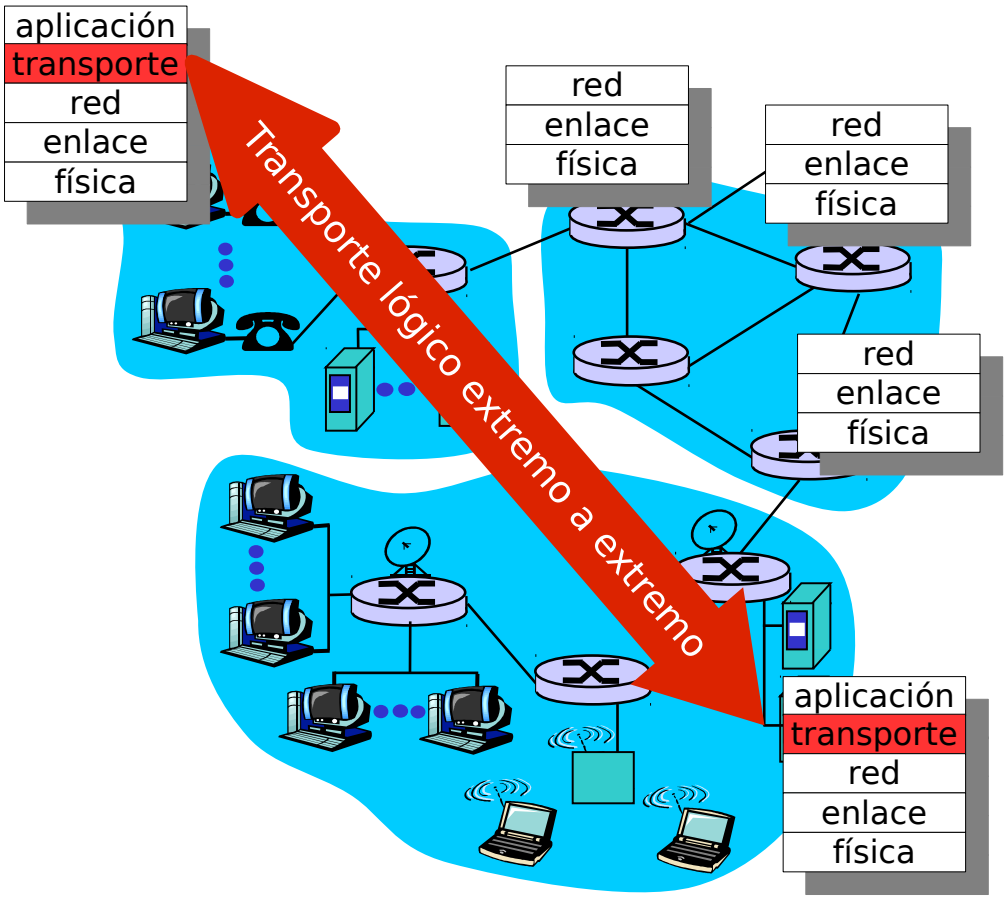
- Estructura de segmentos
- Transferencia de datos confiable
- Control de flujo
- Administración de conexiones

3.6 Principios de control de congestión

3.7 Control de congestión en TCP

Servicios y protocolos de Transporte

- Proveer comunicación lógica entre procesos de aplicación que corren en diferentes hosts
- Los protocolos de Transporte corren en sistemas finales
  - Emisor: descompone los mensajes de aplicación en segmentos, los pasa a la capa de red
  - Receptor: rearma los segmentos en mensajes, los pasa a la capa de aplicación
  - Más de un protocolo de transporte disponible a las aplicaciones
    - Internet: TCP y UDP



Capa de Red vs. Transporte

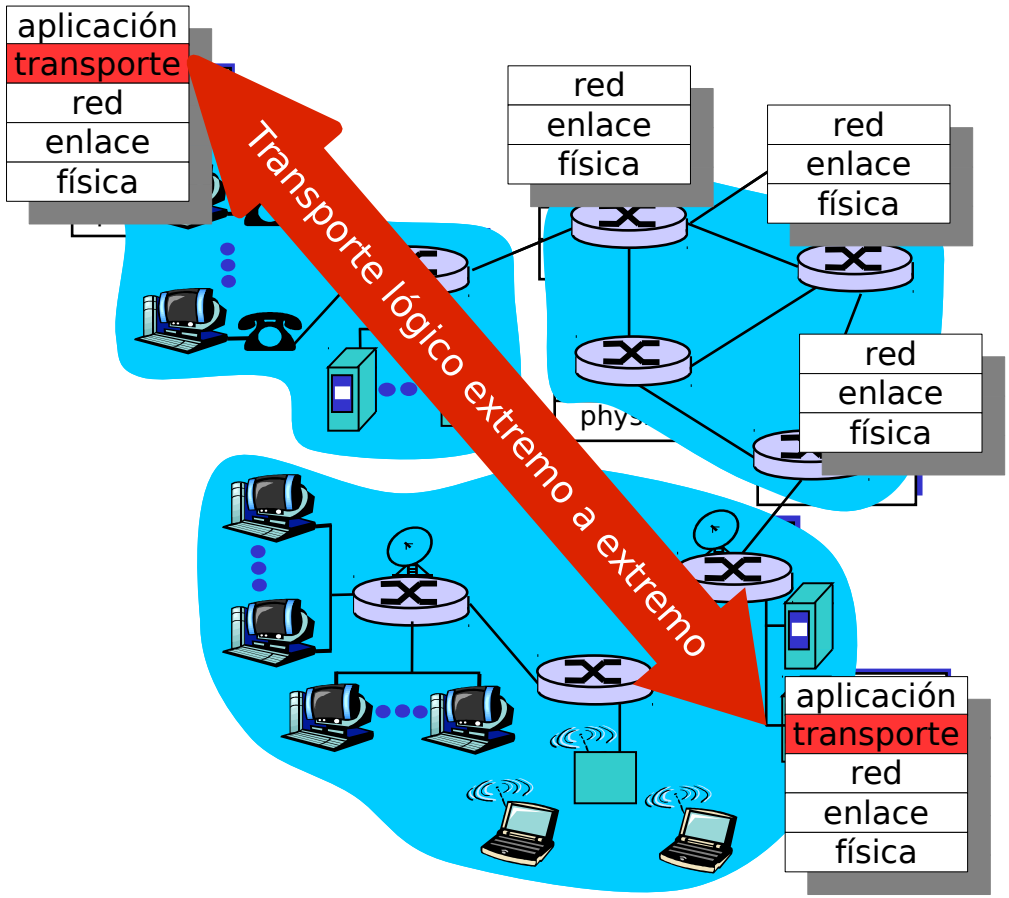
- Capa de red
  - Comunicación lógica **entre hosts**
- Capa de transporte
  - Comunicación lógica **entre procesos**
  - Descansa sobre, y mejora, los servicios de la capa de red

Analogía de la casa

- 12 personas envían cartas a otras 12 personas
- Procesos = personas
- Mensajes de aplicación = cartas en sus sobres
- Hosts = casas
- Protocolo de Transporte = personas mensajeros
- Protocolo de capa de red = servicio postal

Protocolos de transporte en Internet

- Entrega confiable, en orden (TCP)
  - Control de congestión
  - Control de flujo
  - Establecimiento de conexión
- Entrega no confiable, sin orden (UDP)
  - Extensión simple del IP “best-effort”
- Servicios no disponibles
  - Garantías de retardo
  - Garantías de ancho de banda



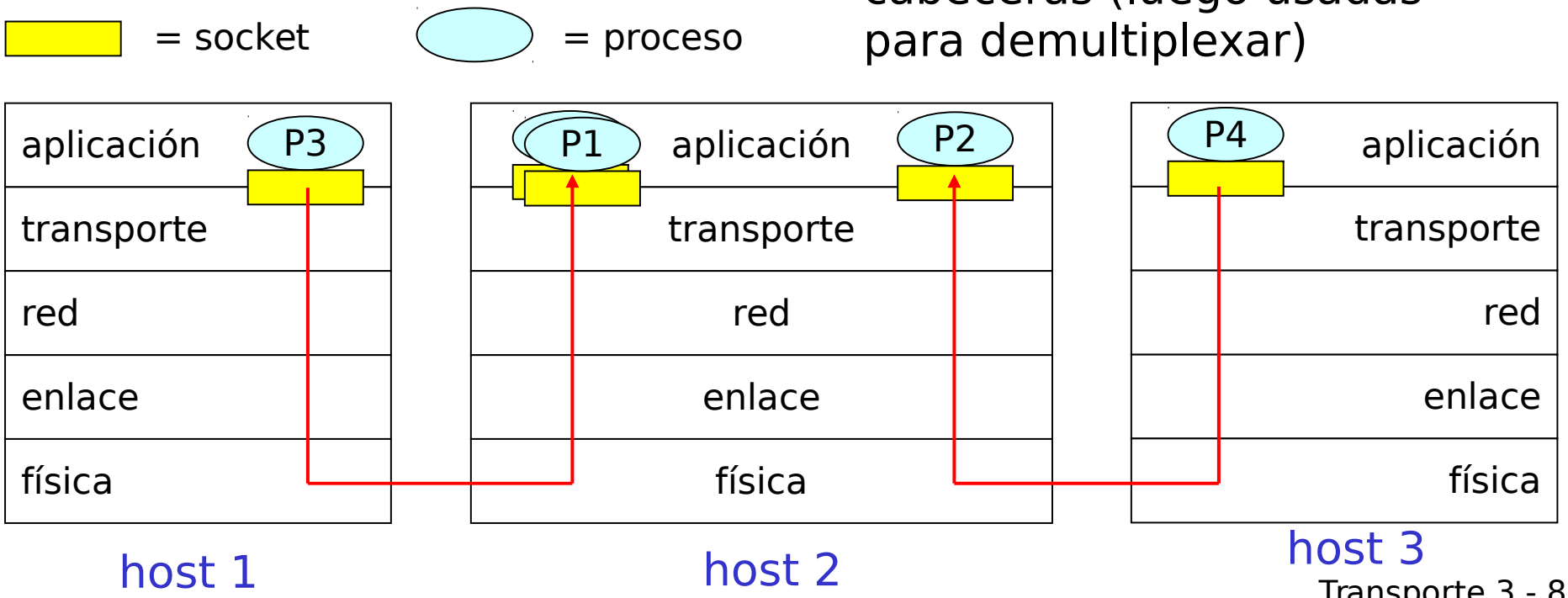
Capa de Transporte

- 3.1 Servicios de la capa de transporte
- 3.2 Multiplexado y demultiplexado
- 3.3 Transporte sin conexión: UDP
- 3.4 Principios de transferencia de datos confiable
- 3.5 Transporte orientado a conexión: TCP
  - Estructura de segmentos
  - Transferencia de datos confiable
  - Control de flujo
  - Administración de conexiones
- 3.6 Principios de control de congestión
- 3.7 Control de congestión en TCP

Multiplexado/demultiplexado

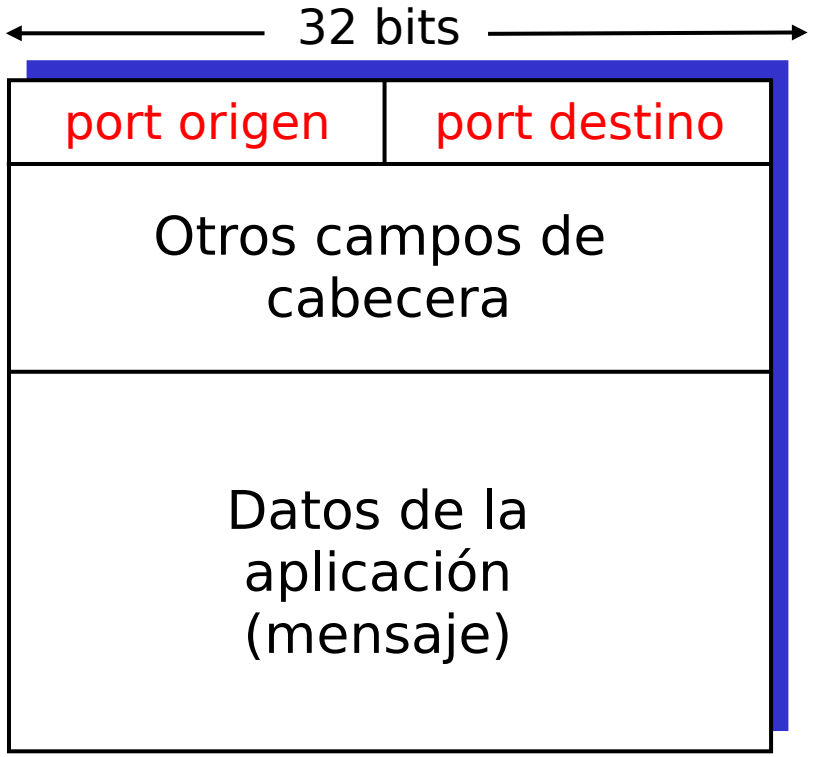
- Demultiplexado en el receptor
- Enviando segmentos recibidos al socket correcto

- Multiplexado en el emisor
- Reuniendo datos de múltiples sockets, ensobrando datos con cabeceras (luego usadas para demultiplexar)



Cómo funciona el demultiplexado

- Host recibe datagramas IP
  - Cada datagrama tiene direcciones IP origen y destino
  - Cada datagrama lleva 1 segmento de capa de transporte
  - Cada segmento tiene números de port origen y destino
    - Números de port bien conocidos para aplicaciones específicas
- Host usa direcciones IP y números de port para dirigir segmentos al socket correcto



Formato de segmento TCP/UDP

Demultiplexado sin conexión

- Sockets asociados a números de port

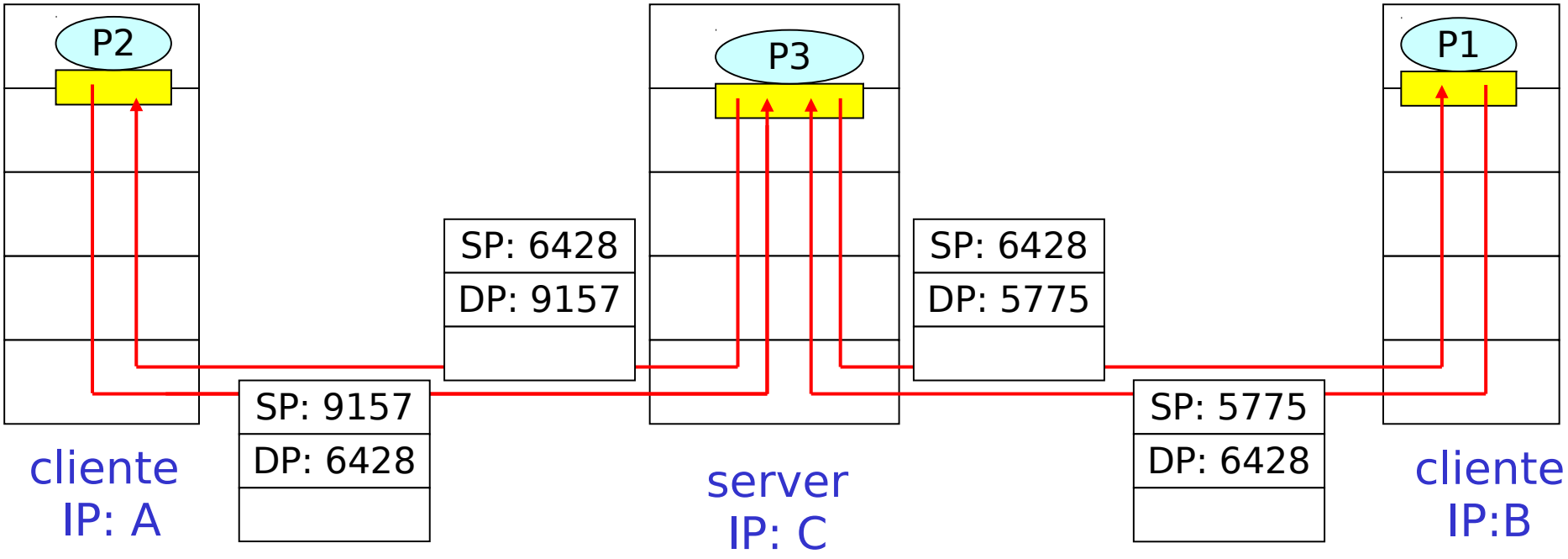
```
DatagramSocket mySocket1 = new
  DatagramSocket(9111);
DatagramSocket mySocket2 = new
  DatagramSocket(9222);
```

- Socket UDP identificado por el par (dirección IP destino, número de port destino)

- Cuando el host recibe segmento UDP:
  - Observa port destino en el segmento
  - Dirige el segmento UDP al socket con ese número de port
- Datagramas IP con diferente dirección IP origen y/o port origen son dirigidos al mismo socket

Demultiplexado sin conexión

```
DatagramSocket serverSocket = new DatagramSocket(6428);
```

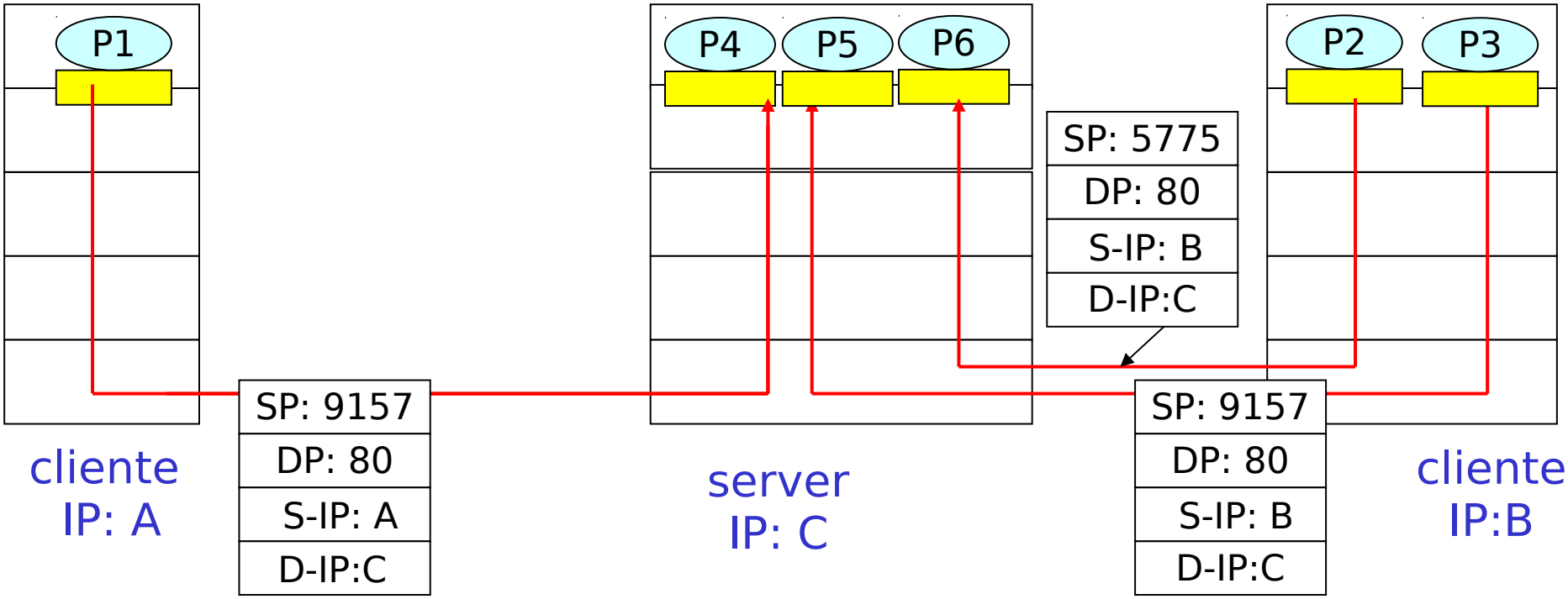


SP = Port origen
DP = Port destino
Port origen ofrece la dirección de retorno

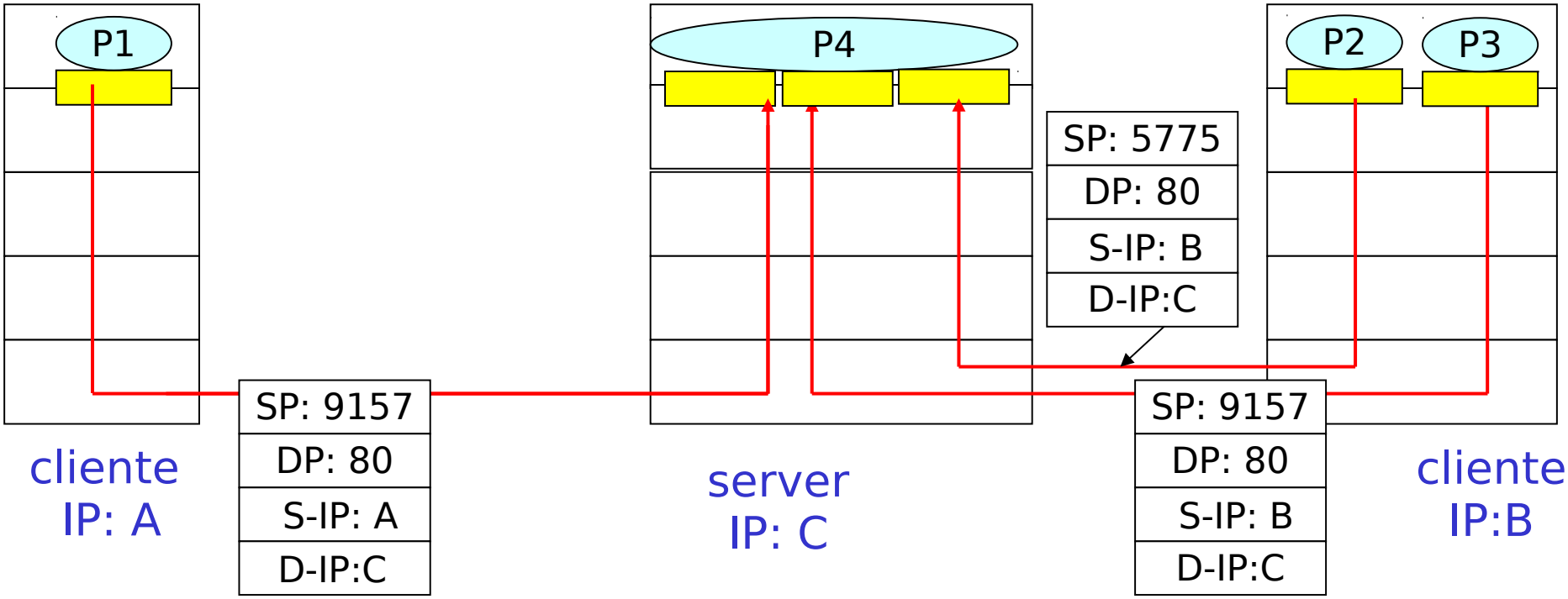
Demultiplexado con conexión

- Socket TCP identificado por una 4-tupla
  - Dirección IP origen
  - Número de port origen
  - Dirección IP destino
  - Número de port destino
- Host receptor usa los cuatro valores para dirigir el segmento al socket correcto
- Host server puede soportar muchos sockets TCP simultáneos
  - Cada socket está identificado por su propia 4-tupla
- Los Web Servers tienen diferentes sockets para cada cliente que se conecta
  - HTTP no persistente tendrá diferente socket para cada request

Demultiplexado con conexión



Demultiplexado con conexión (Web Server c/threads)



Capa de Transporte

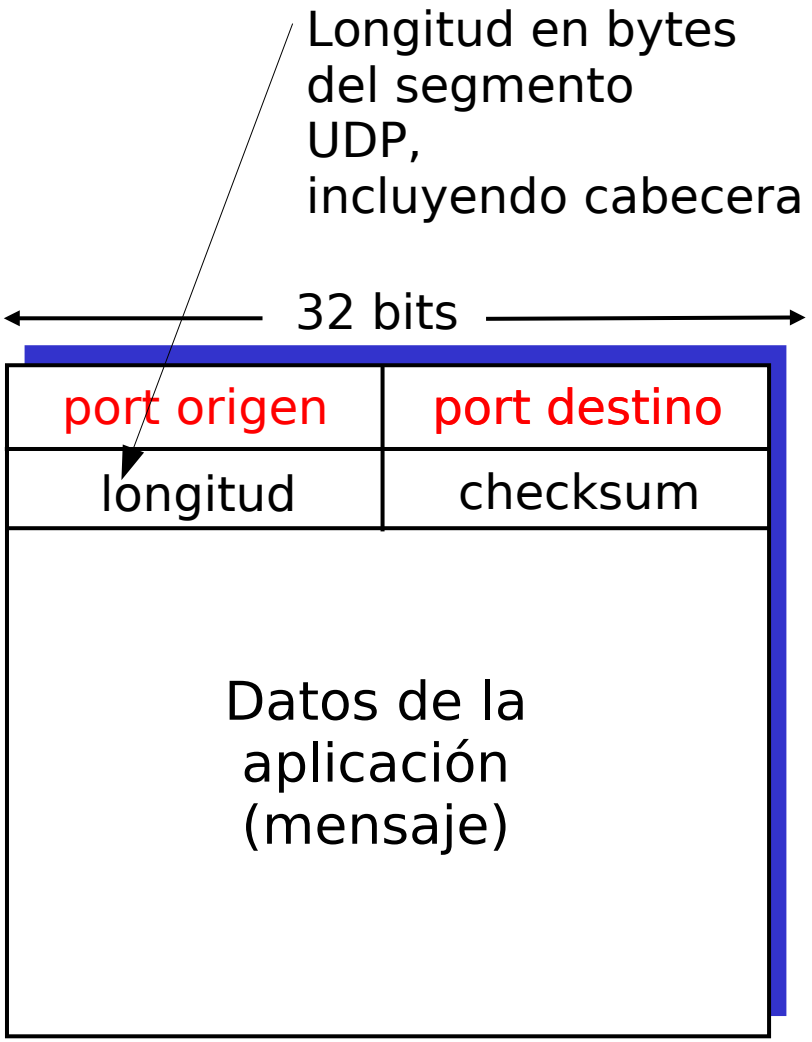
- 3.1 Servicios de la capa de transporte
- 3.2 Multiplexado y demultiplexado
- 3.3 Transporte sin conexión: UDP
- 3.4 Principios de transferencia de datos confiable
- 3.5 Transporte orientado a conexión: TCP
  - Estructura de segmentos
  - Transferencia de datos confiable
  - Control de flujo
  - Administración de conexiones
- 3.6 Principios de control de congestión
- 3.7 Control de congestión en TCP

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

- Protocolo de transporte de Internet simple, esquelético
- Servicio “best effort”
- Los segmentos UDP pueden
  - Perderse
  - Entregarse fuera de orden
- Sin conexión:
  - No hay acuerdo previo entre emisor y receptor
  - Cada segmento UDP es independiente de los demás
- Por qué existe UDP?
- No hay establecimiento de conexión (que puede agregar retardo)
- Es simple: no hay estado de conexión en emisor ni receptor
- Cabecera de segmento pequeña
- Sin control de congestión, UDP no sufre demoras debido a dicho control

UDP

- Usado con frecuencia para aplicaciones de *streaming* multimedia
  - Tolerantes a pérdidas
  - Sensibles a *rate*
- Otros usos de UDP
  - DNS
  - SNMP
- Transporte confiable sobre UDP: agregar confiabilidad en la capa de aplicación
  - Recuperación de errores específico de la aplicación



Formato de segmento UDP

UDP checksum

- Objetivo
  - Detectar “errores” (bits intercambiados) en el segmento transmitido
- Emisor:
  - Trata el contenido del segmento como secuencias de enteros de 16 bits
  - Calcula el checksum (suma en complemento a 1 del contenido del segmento)
  - Coloca el valor del checksum en el campo *checksum* del mensaje UDP
- Receptor
  - Calcula checksum del segmento recibido
  - Verifica si el computado es igual al valor del campo checksum
    - NO -> Detectamos error
    - SI -> No detectamos error

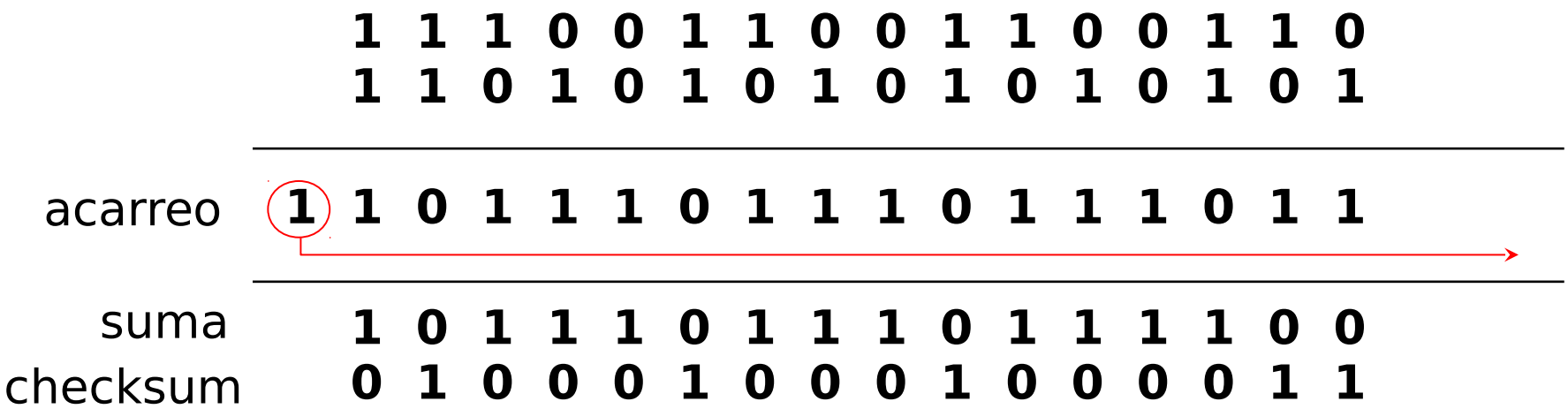
(¿pero puede haber error de todas maneras?)

Ejemplo de checksum

RFC 1071: Internet Checksum

Al sumar números tenemos en cuenta el bit de acarreo que se suma al resultado

Ejemplo: sumar dos enteros de 16 bits



Capa de Transporte

3.1 Servicios de la capa de transporte

3.2 Multiplexado y demultiplexado

3.3 Transporte sin conexión: UDP

3.4 Principios de transferencia de datos confiable

3.5 Transporte orientado a conexión: TCP

- Estructura de segmentos
- Transferencia de datos confiable
- Control de flujo
- Administración de conexiones

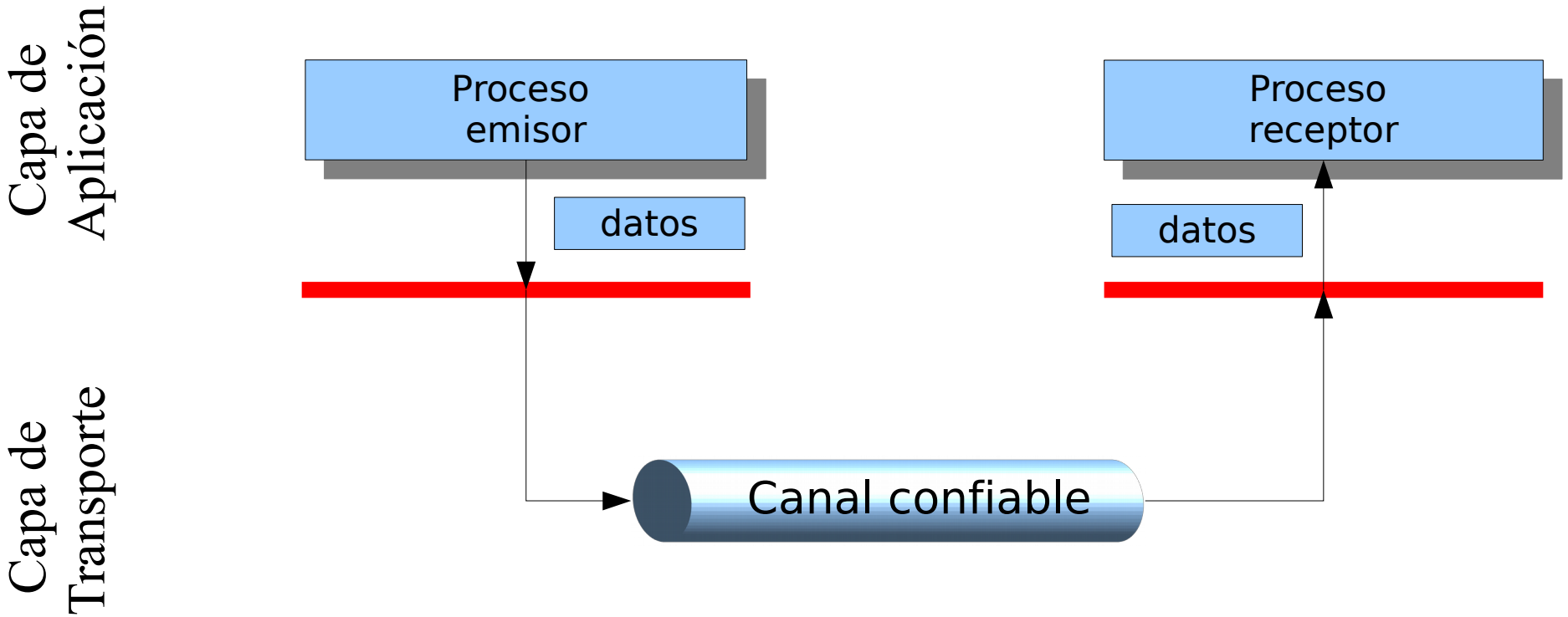
3.6 Principios de control de congestión

3.7 Control de congestión en TCP

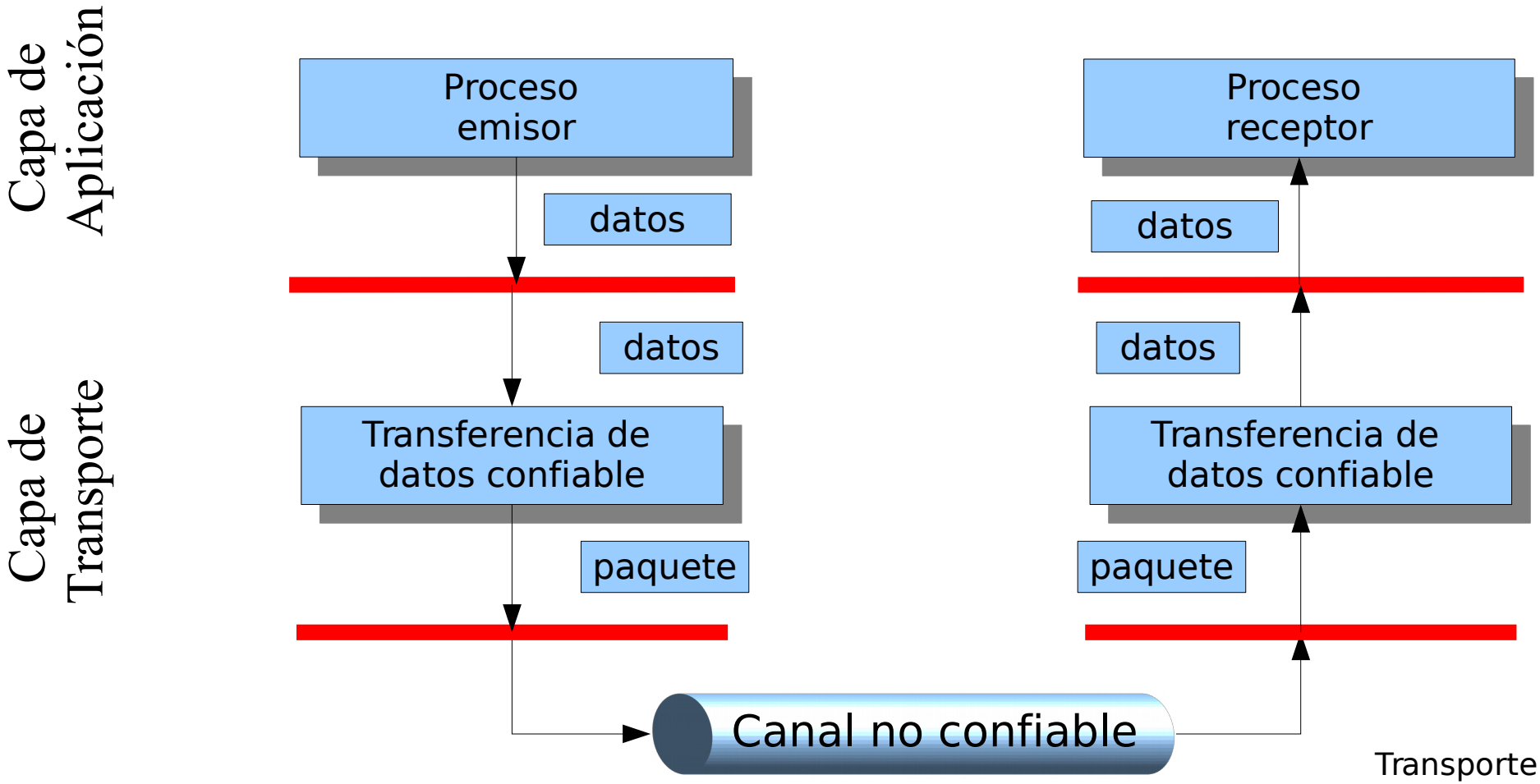
Principios de transferencia de datos confiable

- Importante en capas de aplicación, transporte, enlace
- ¡En los *top-10* de los temas importantes de Redes!
- Las características del canal no confiable determinarán la complejidad del protocolo de datos confiable (**rdt**)
- Servicio provisto e implementación

Servicio provisto



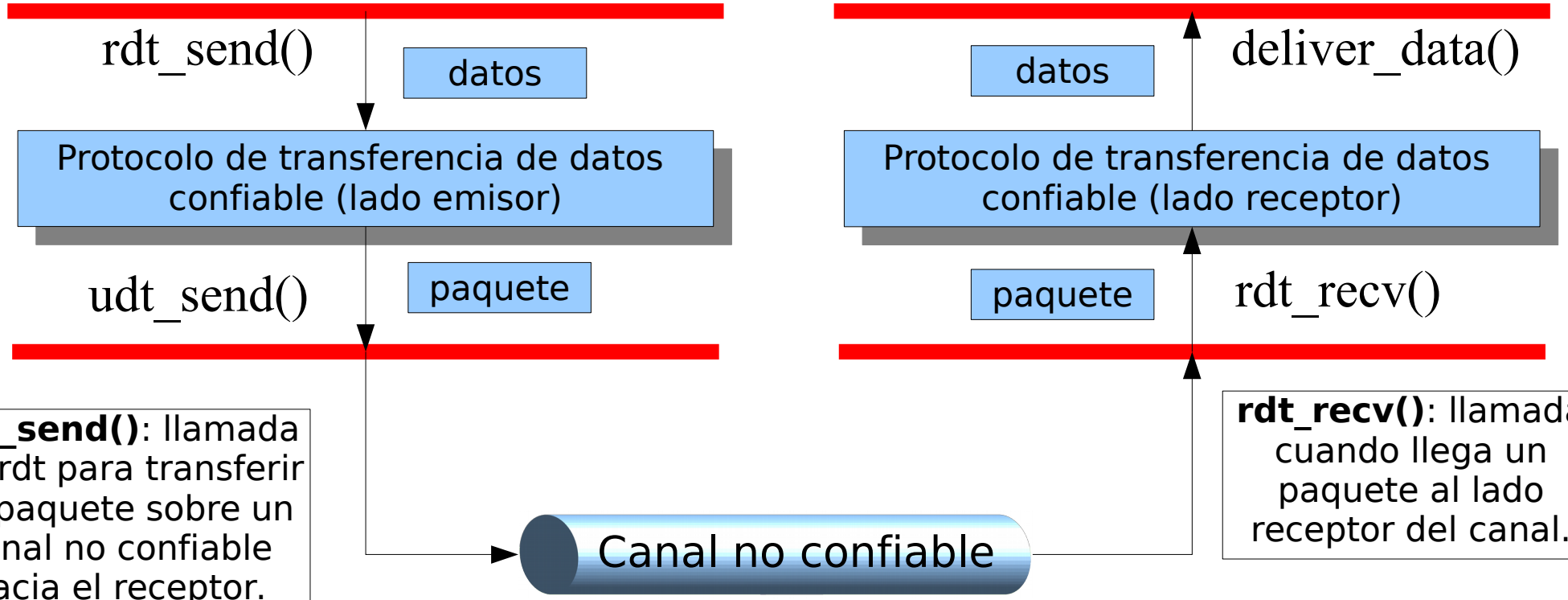
Implementación del servicio



Transferencia confiable de datos

rdt_send(): llamada desde arriba (por la aplicación). Se le pasan datos a enviar a la capa superior del receptor

deliver_data(): llamada por rdt para enviar datos a la capa superior



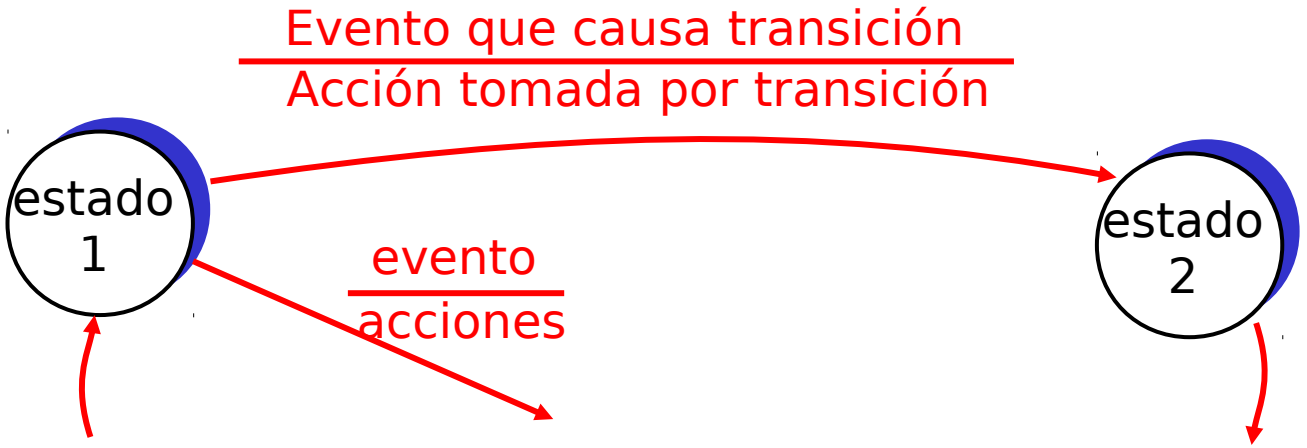
udt_send(): llamada por rdt para transferir un paquete sobre un canal no confiable hacia el receptor.

rdt_recv(): llamada cuando llega un paquete al lado receptor del canal.

Transferencia confiable de datos

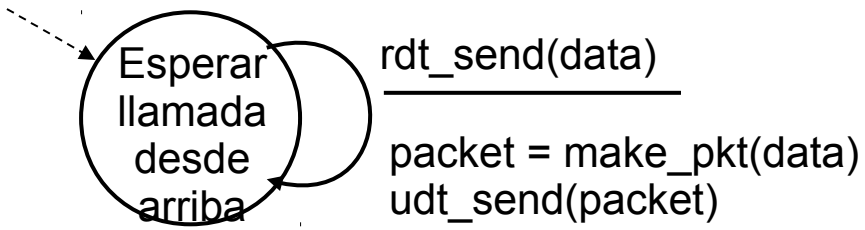
- Desarrollaremos incrementalmente los lados emisor y receptor del protocolo rdt de transferencia confiable de datos
- Sólo consideraremos transferencia de datos unidireccional
  - Sin embargo, la información de control fluirá en ambas direcciones
- Usaremos máquinas de estados finitos para especificar emisor y receptor

Cuando nos hallamos en un “estado”, el siguiente estado está determinado de forma unívoca por el próximo evento

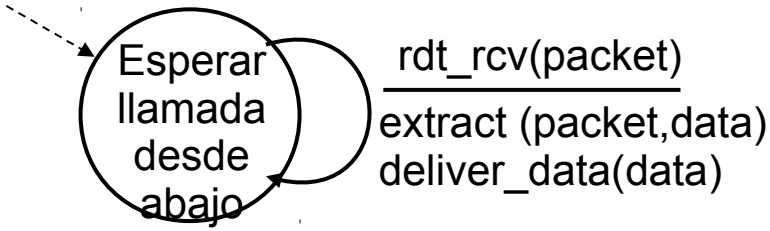


RDT1.0
Transferencia confiable sobre un canal confiable

- El canal subyacente es perfectamente confiable
  - no hay errores de bits
  - no hay pérdida de paquetes
- Automátas separados para emisor y receptor
  - Emisor envía datos al canal subyacente
  - El receptor lee datos del canal subyacente



emisor

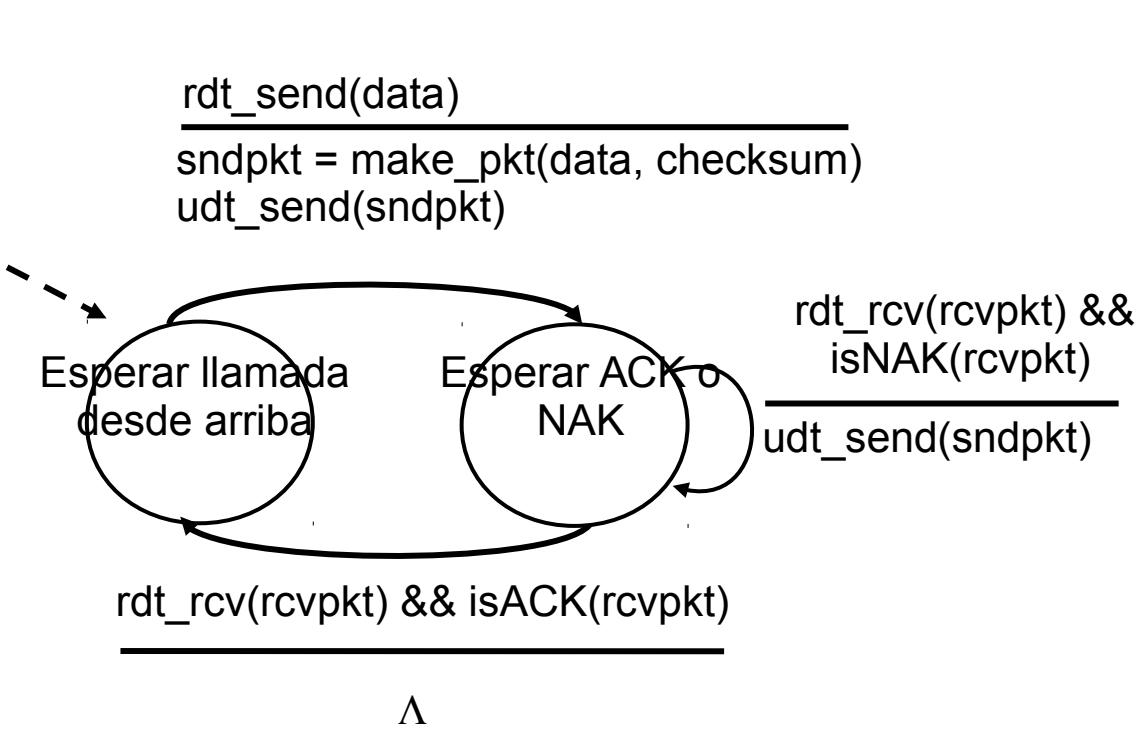


receptor

RDT2.0
Canal con errores de bits

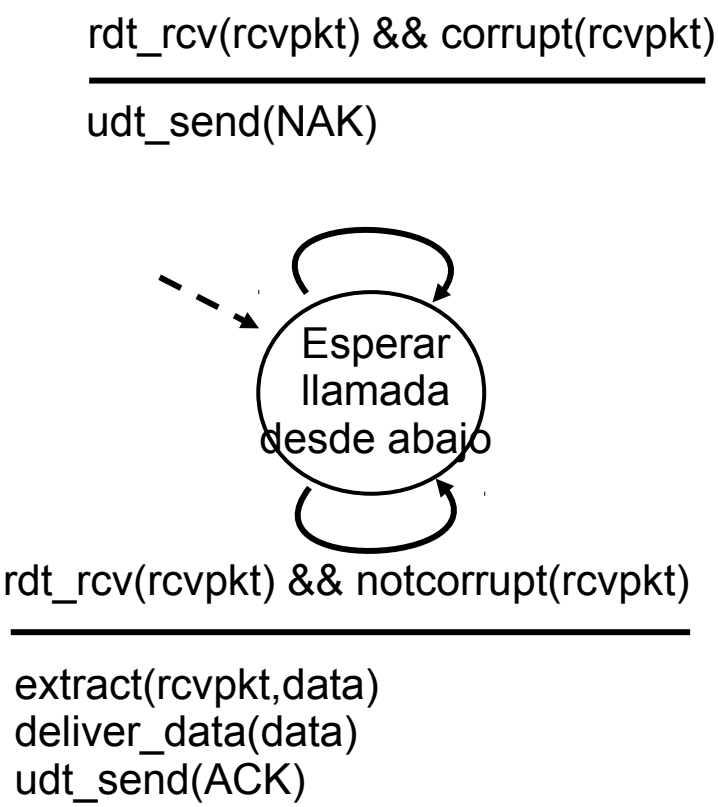
- El canal subyacente puede cometer errores de bits (intercambiando 0 por 1 en el paquete)
  - El checksum permite detectar errores de bits
- Cómo recuperarse de los errores
  - Reconocimientos o acknowledgements (ACKs): el receptor explícitamente le dice al emisor que recibió el paquete OK
  - Reconocimientos negativos (NAKs): el receptor explícitamente dice al emisor que el paquete tenía errores
  - El emisor retransmite el paquete al recibir el NAK
- Nuevos mecanismos en RDT2.0
  - Detección de errores
  - Feedback del receptor: Mensajes de control ACK/NAK de receptor a emisor

RDT2.0
Especificación del autómata finito

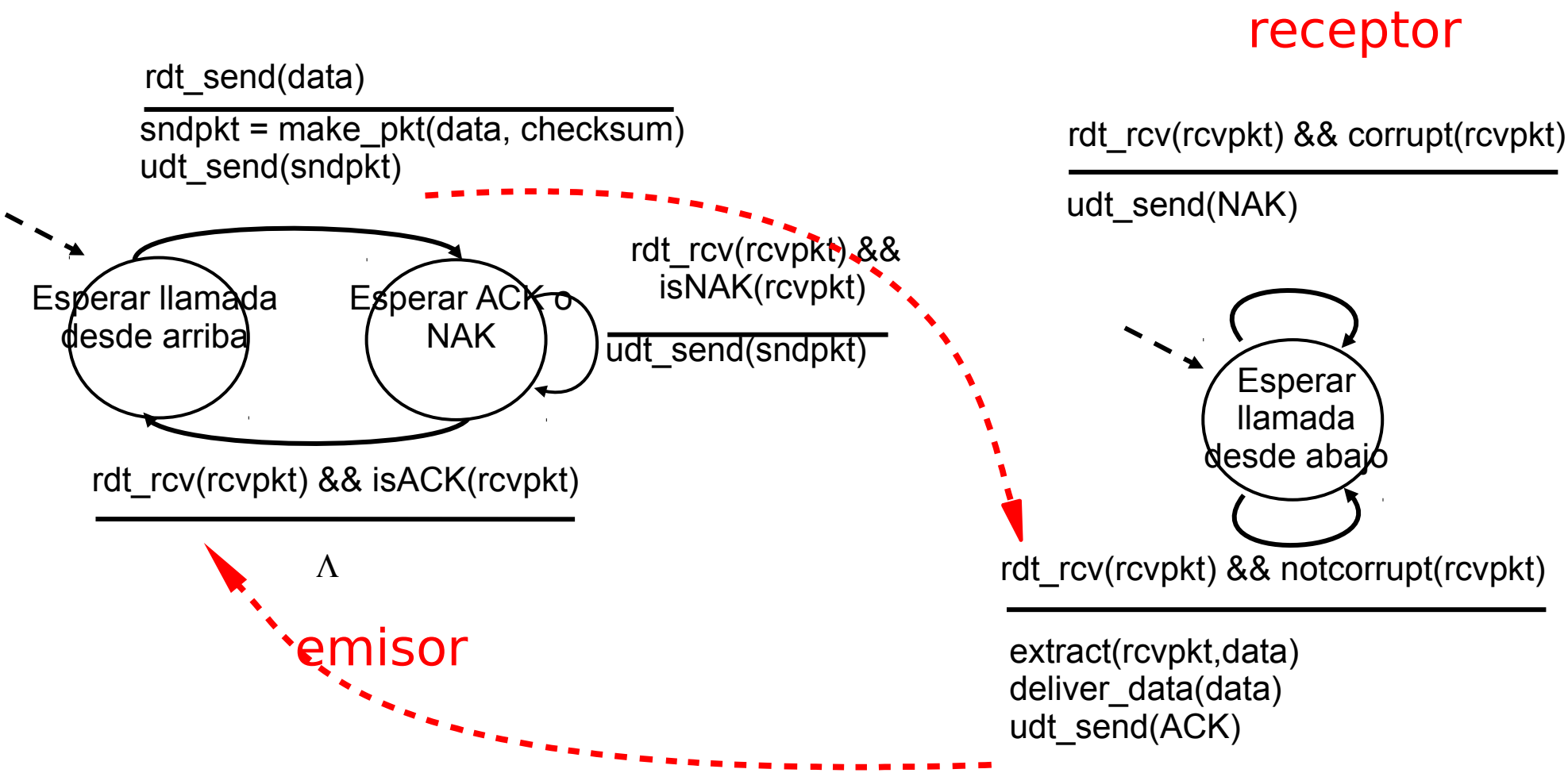


emisor

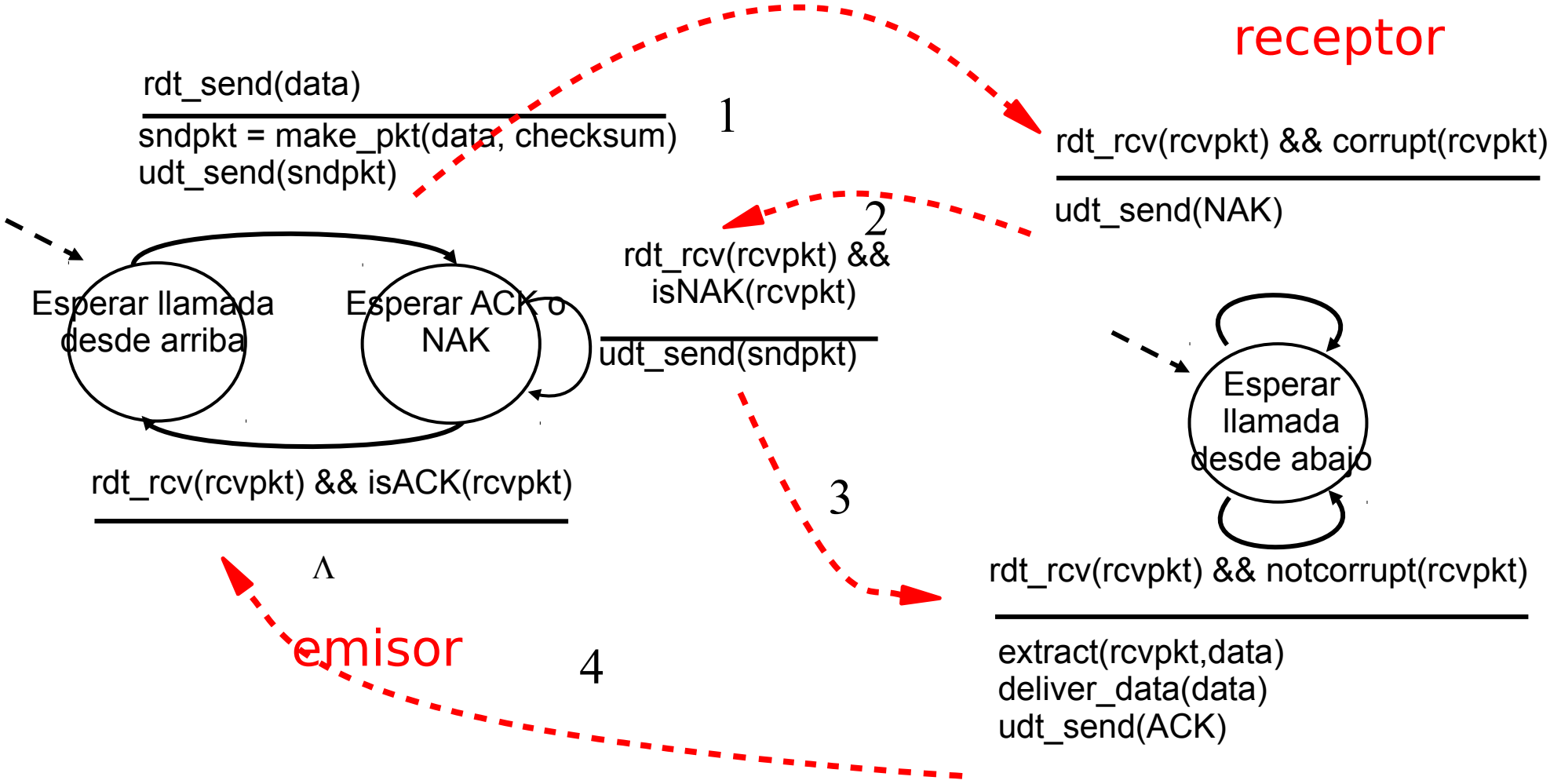
receptor



RDT2.0
Operación sin errores



RDT2.0
Escenario de error



RDT2.0
Tiene un defecto fatal!

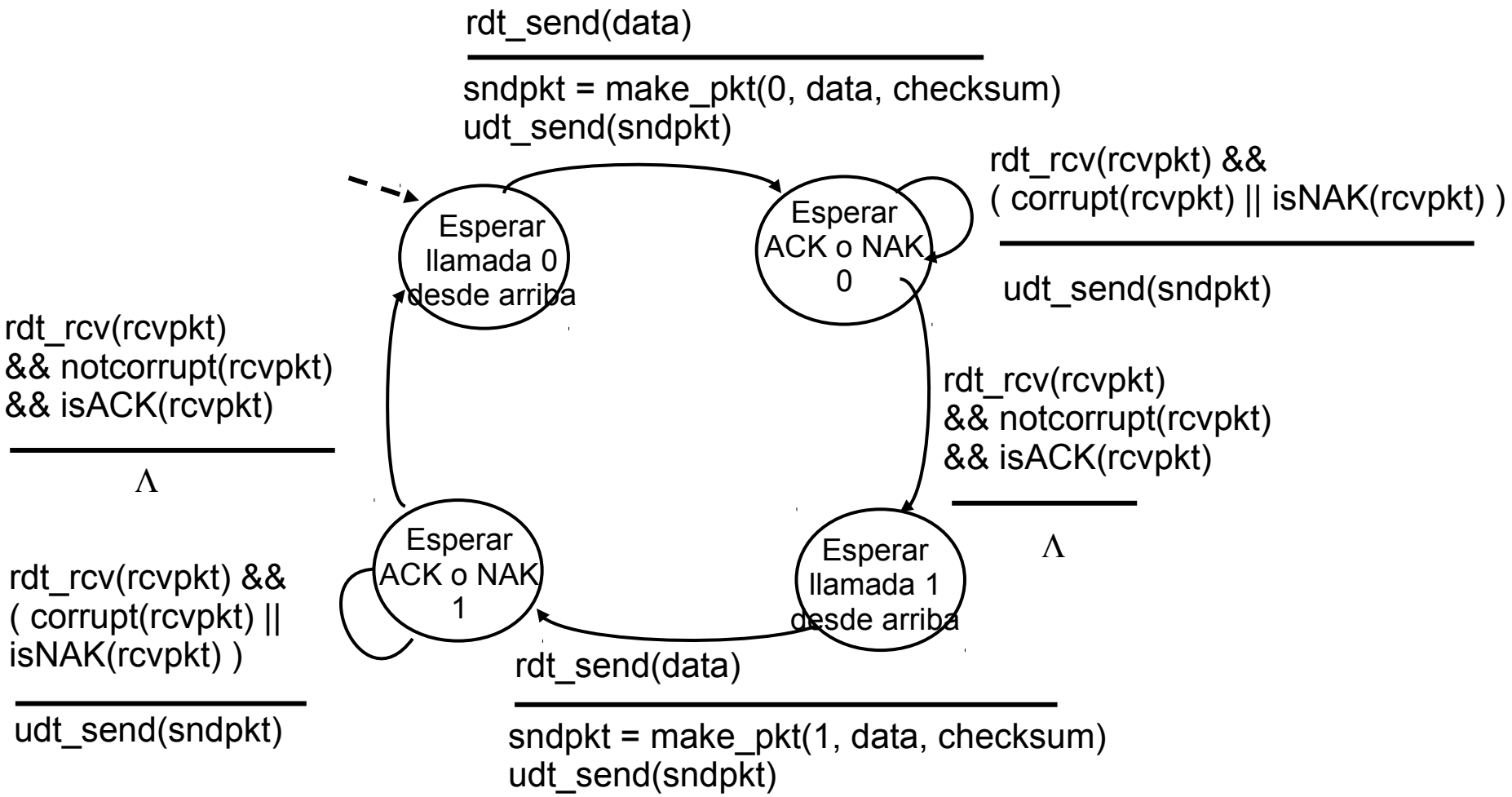
- Qué pasa si está corrupto el ACK o NAK?
  - El emisor no sabe qué pasó en el receptor
  - No se puede simplemente retransmitir, podríamos crear un duplicado

- Cómo manejar los duplicados
  - El emisor agrega un número de secuencia a cada paquete
  - El emisor retransmite el paquete actual si el ACK o NAK llega corrupto
  - El receptor descarta el paquete duplicado (no lo entrega a la entidad superior)

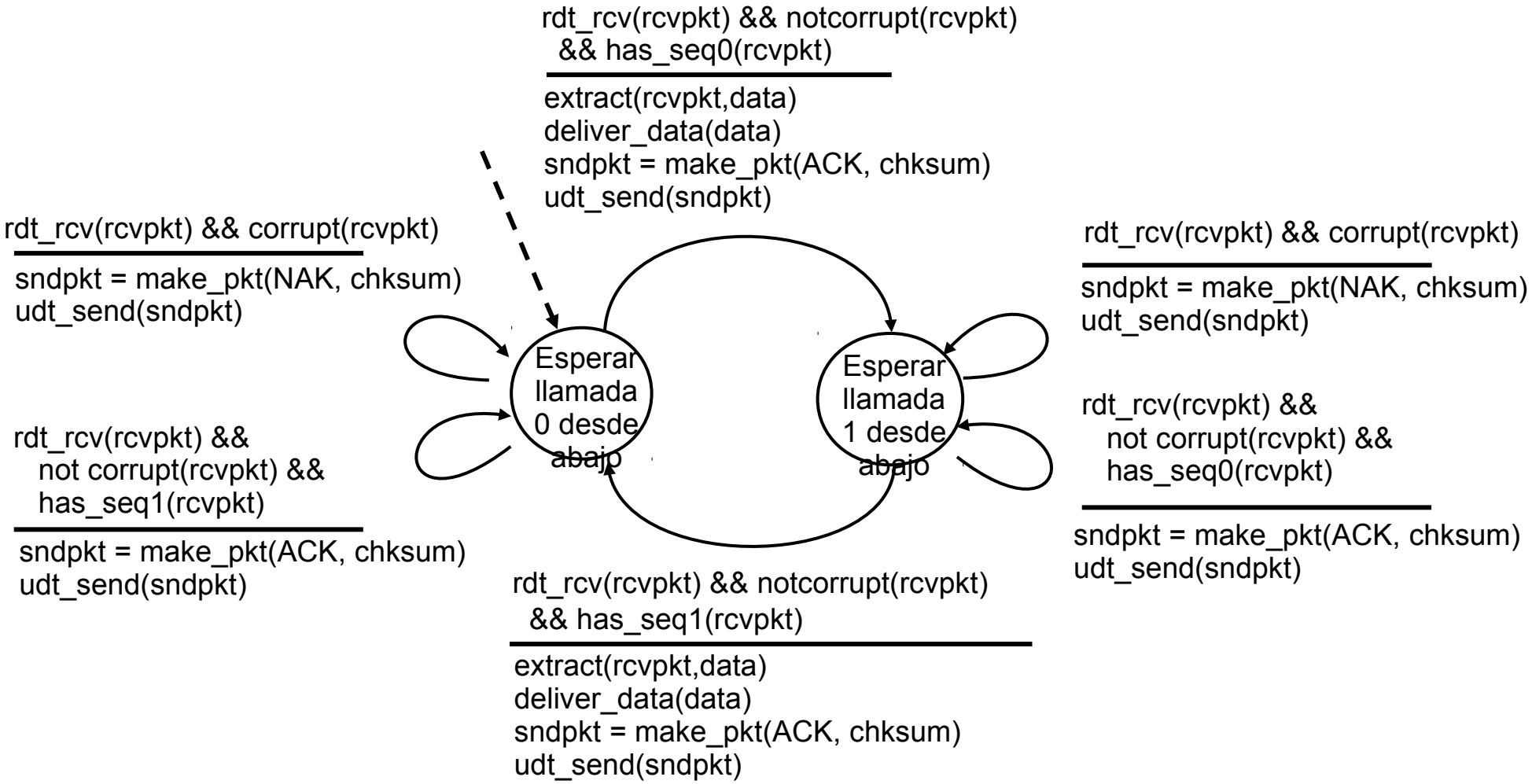
stop and wait

El emisor envía un paquete y luego espera la respuesta del receptor

RDT2.1
Maneja los ACK/NAK corruptos - Emisor



RDT2.1
Maneja los ACK/NAK corruptos - Receptor



RDT2.1
Discusión

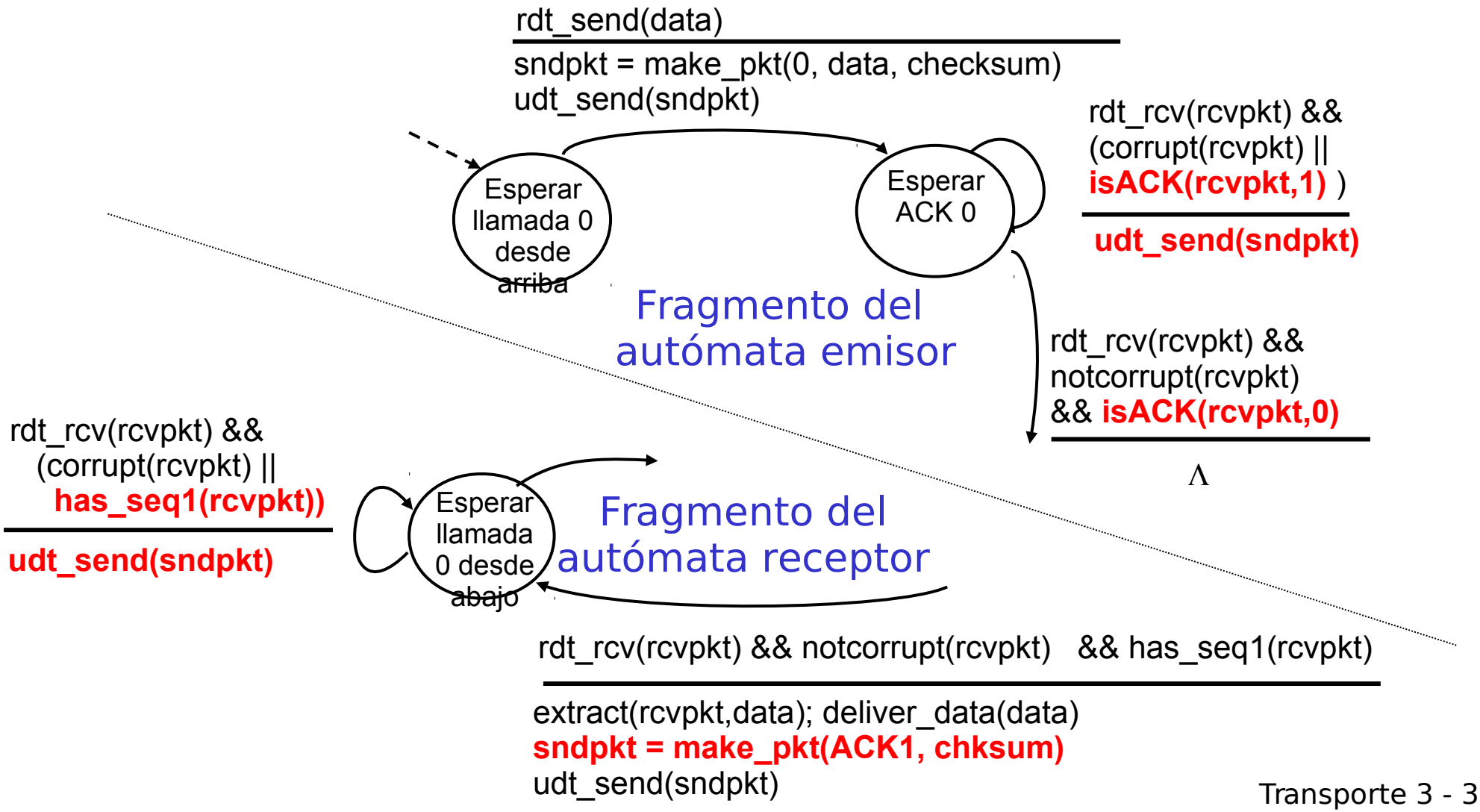
- Emisor
- Se agrega número de secuencia al paquete
- Basta con una secuencia de dos números (0,1)
  - Por qué?
- Debe verificar si el ACK/NAK recibido está corrupto
- El doble de estados
  - El estado debe “recordar” si el paquete actual tiene número de secuencia 0 o 1

- Receptor
- Debe verificar si el paquete recibido es duplicado
  - El estado indica si se espera paquete con número de secuencia 0 o 1
- El receptor no puede saber si su último ACK/NAK llegó OK al emisor

RDT2.2
Un protocolo sin NAKs

- Misma funcionalidad que RDT2.1 pero usando solamente ACKs
- En lugar de NAK, el receptor envía ACK para el último paquete recibido OK
  - El receptor debe explícitamente incluir el número de secuencia del paquete que está reconociendo
- Un ACK duplicado en el emisor resulta en la misma acción que un NAK: retransmitir el paquete actual

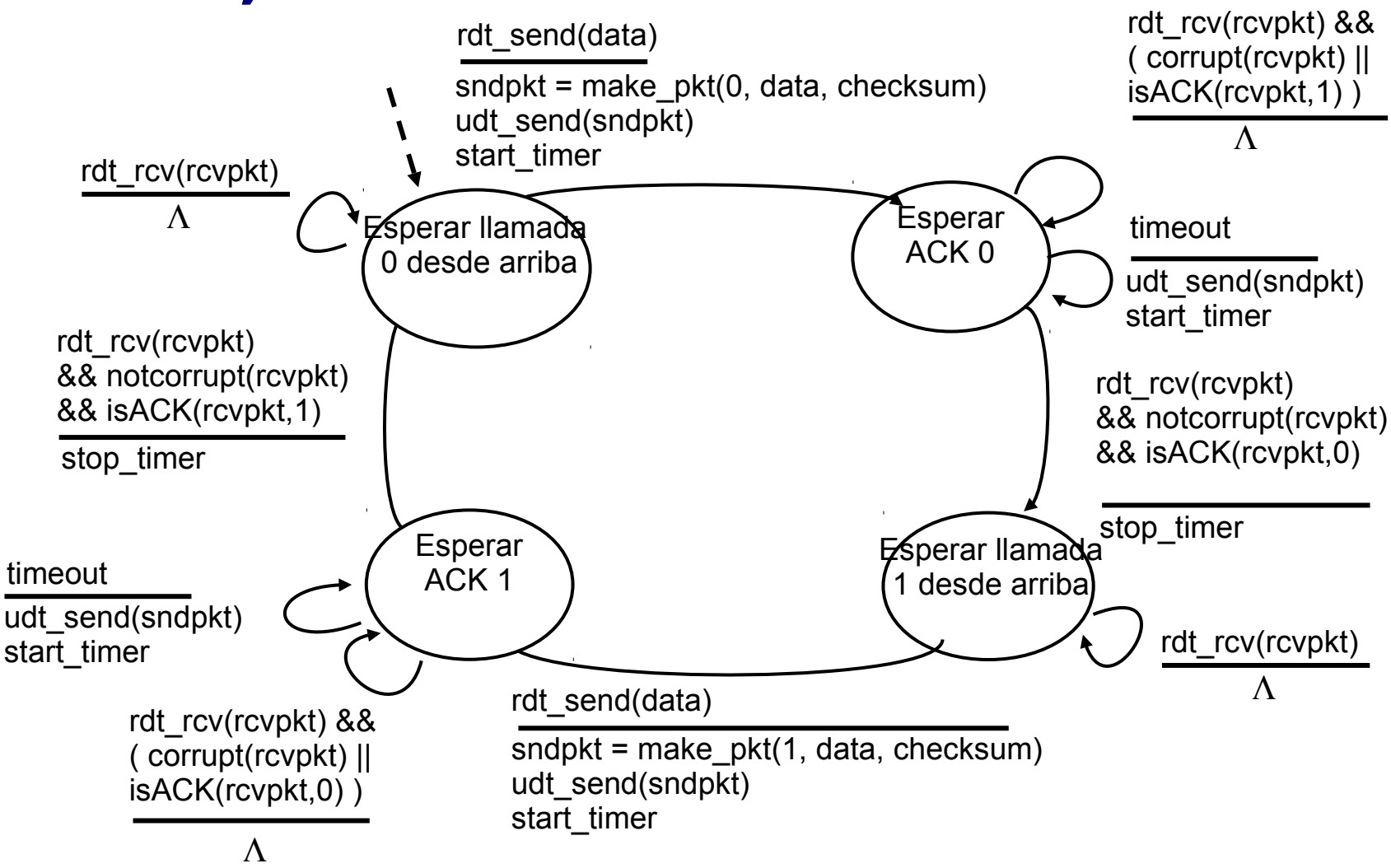
RDT2.2
Fragmentos de emisor y receptor



RDT3.0
Canales con errores y pérdidas

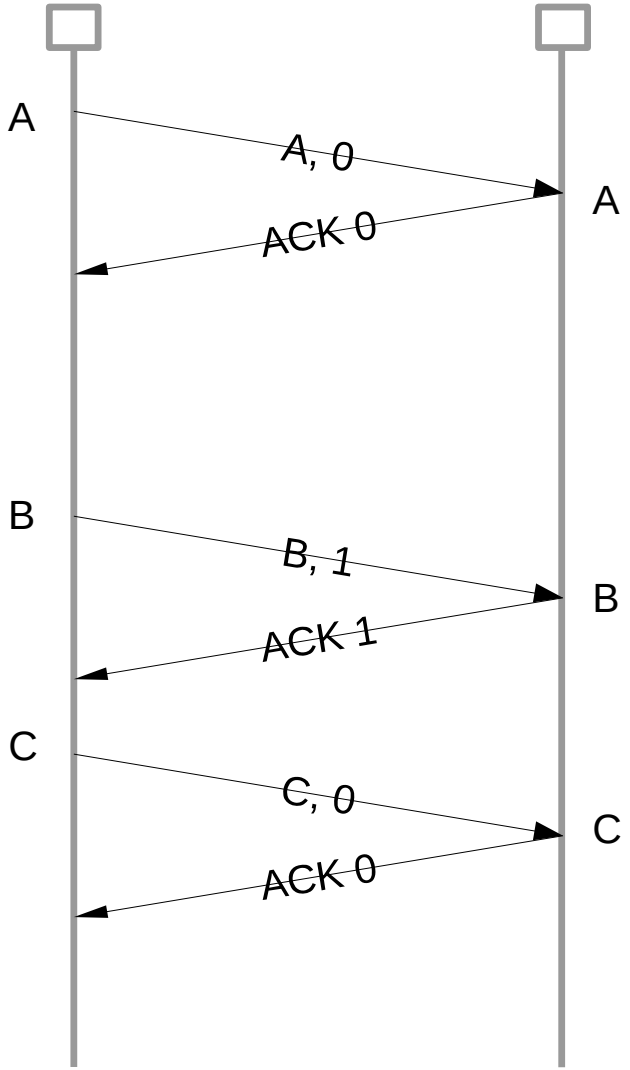
- Nueva suposición
- El canal subyacente puede también perder paquetes (datos o ACKs)
  - Los checksums, números de secuencia, ACKs y retransmisiones serán útiles pero no suficientes
- IDEA: El emisor espera una cantidad de tiempo “razonable” para que llegue el ACK
- Retransmite si no se recibe ACK en ese tiempo
- Si el paquete (o ACK) solamente se demoró (no se ha perdido):
  - La retransmisión generará un duplicado...
  - ¡Pero ya está solucionado con los números de secuencia!
- El receptor debe especificar el número de secuencia del paquete que está reconociendo
- Requiere un *timer* o reloj de cuenta a cero

RDT3.0, emisor

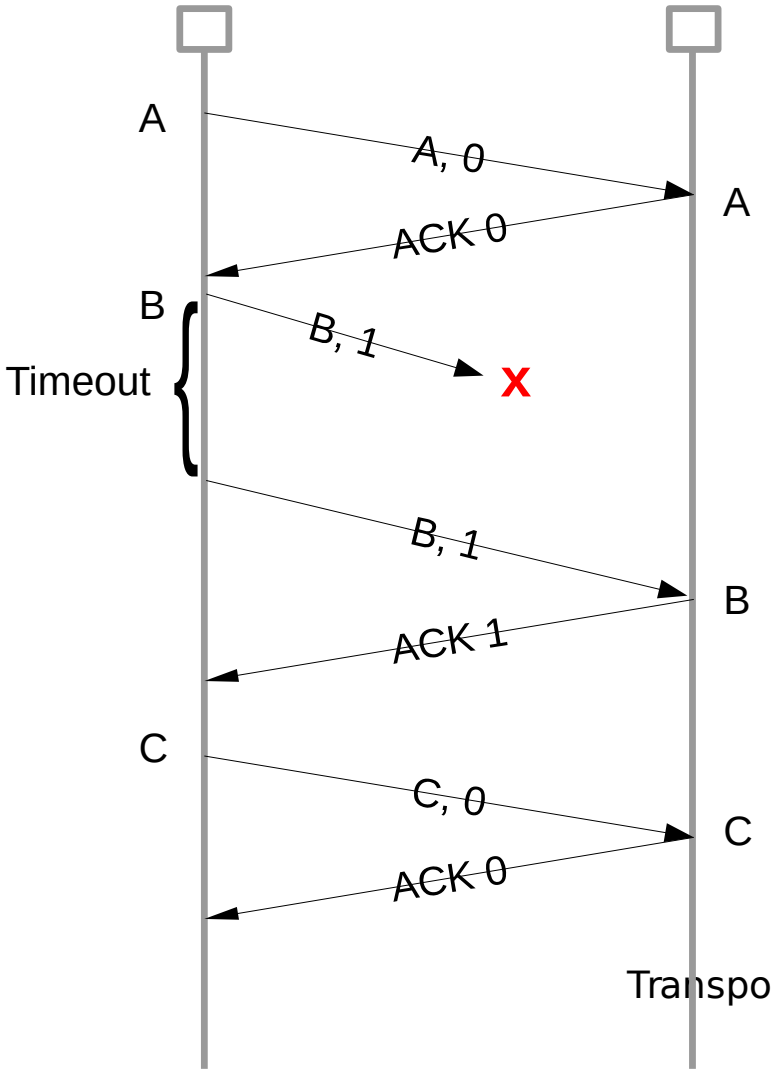


RDT3.0 en acción

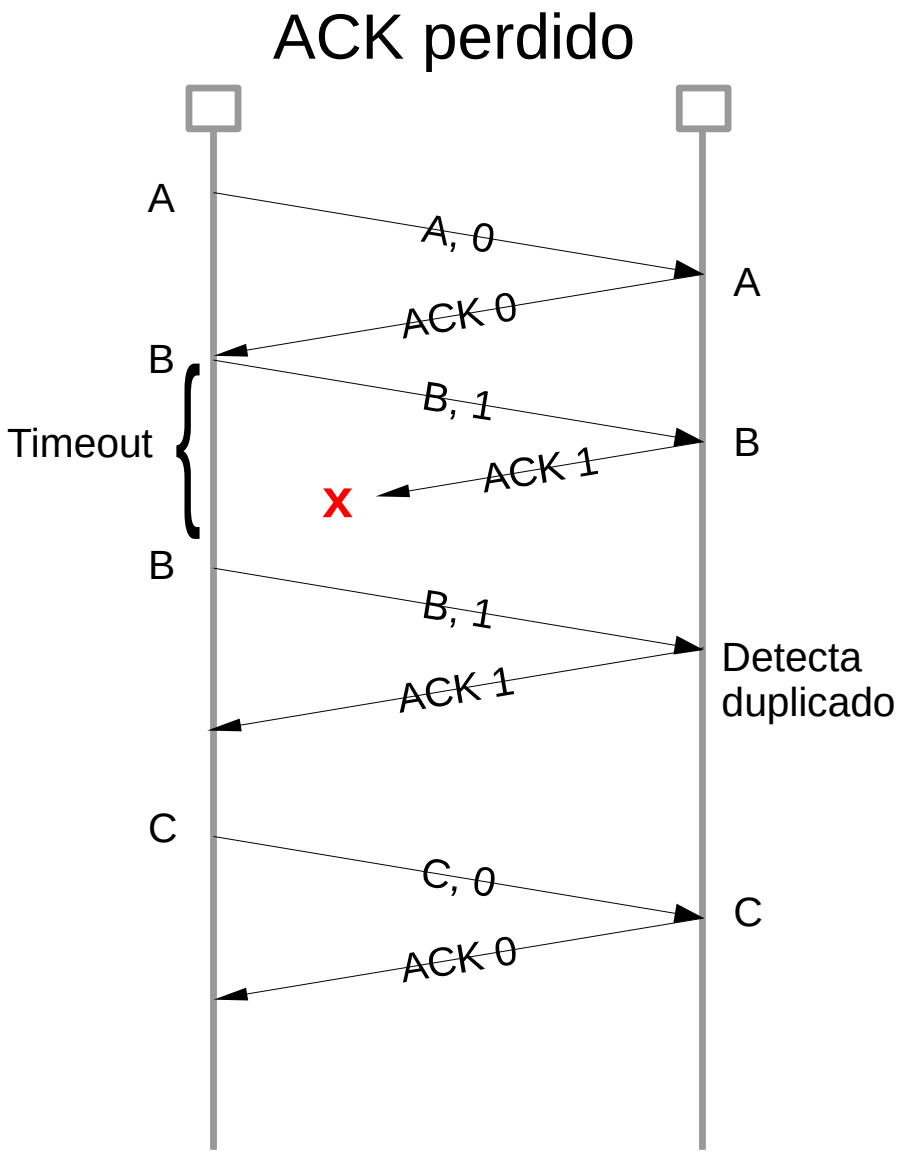
Operación sin pérdida

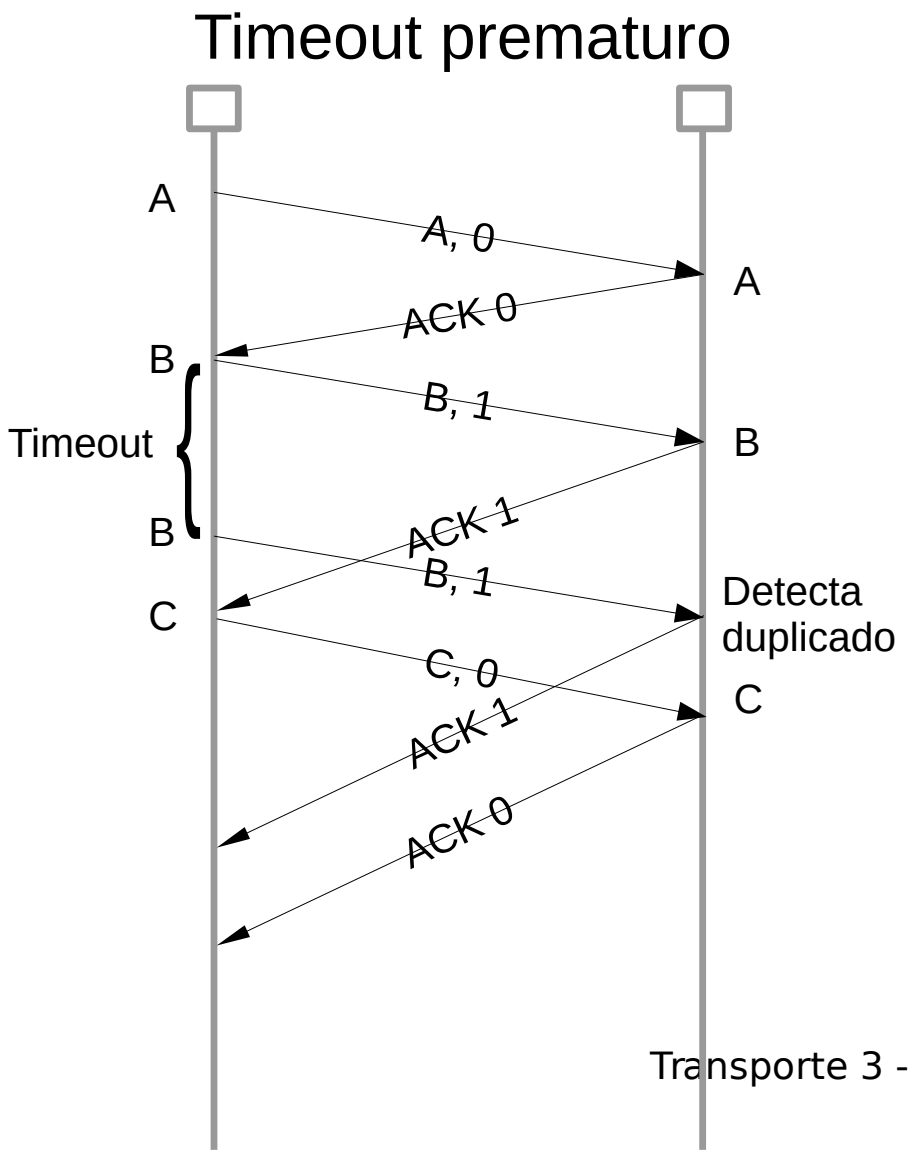


Paquete perdido

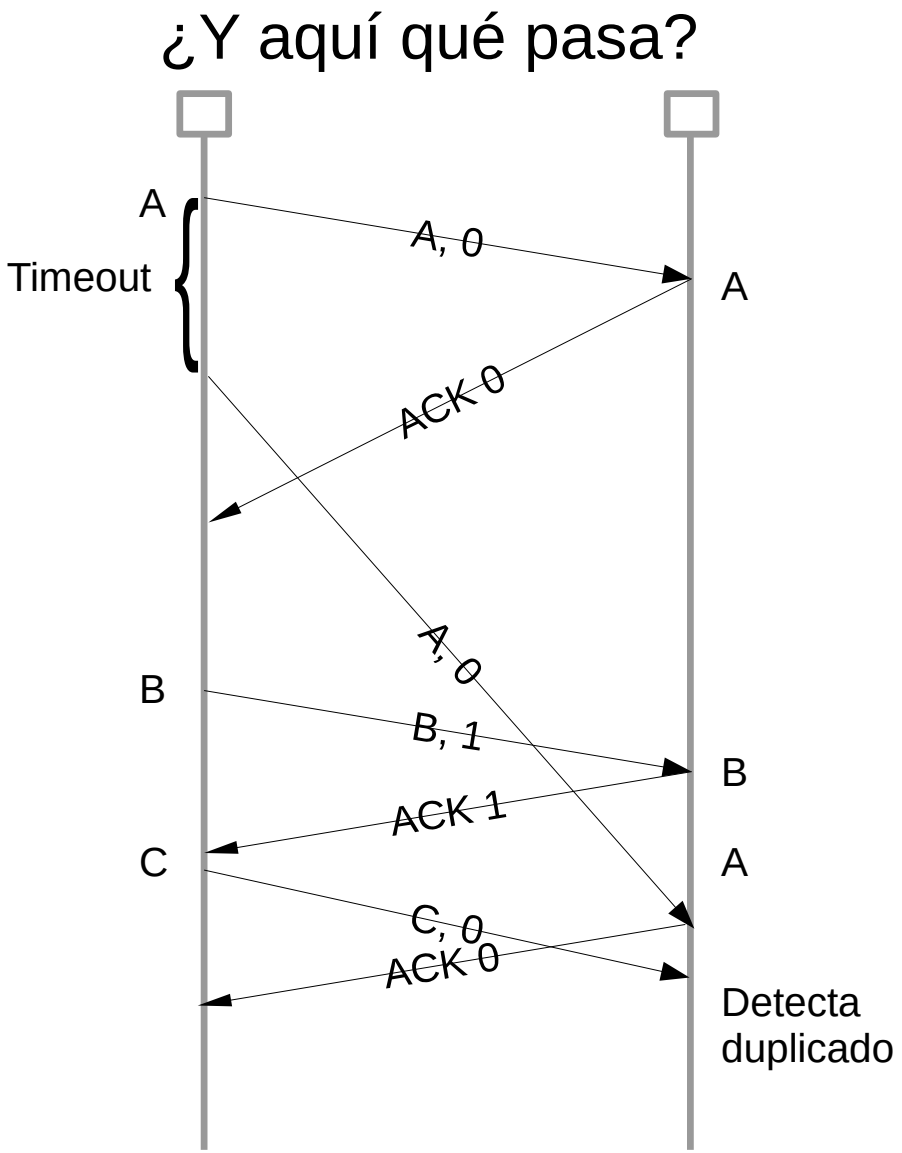


RDT3.0 en acción





RDT3.0 en acción



Performance de RDT3.0

RDT3.0 funciona, pero con mala performance

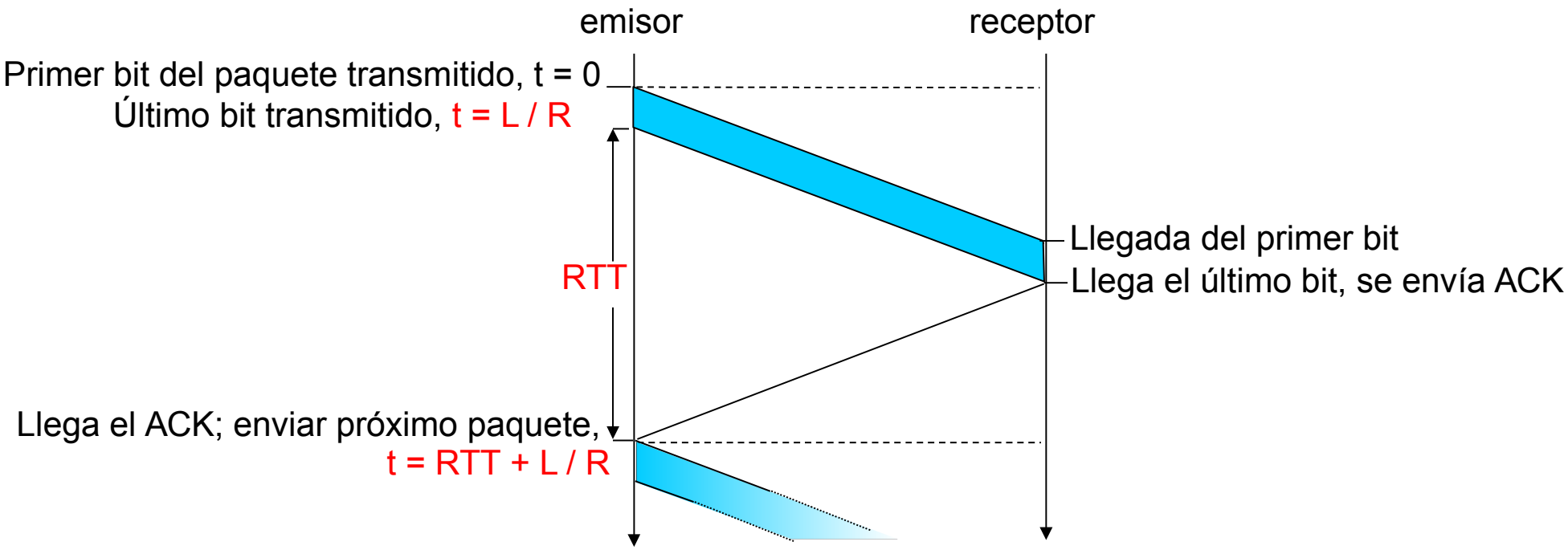
Ejemplo: enlace de Gbps, retardo de propagación extremo a extremo de 15 ms (RTT = 30 ms), paquetes de 1KB

- Designemos con U_{emisor} la utilización (fracción del tiempo en que el emisor está ocupado transmitiendo)
- Un paquete de 1KB cada 30 µs -> 267 kb/s de throughput sobre el enlace de 1Gbps
- El protocolo utilizado limita el uso de los recursos físicos

$$T_{transm} = \frac{L(longitud\ del\ paquete\ en\ bits)}{R(velocidad\ de\ transmisión\ en\ bps)} = \frac{8000\,b}{10^9 \frac{b}{s}} = 8\,\mu s$$

$$U_{emisor} = \frac{L/R}{RTT + L/R} = \frac{.008}{30.008} = 0.00027$$

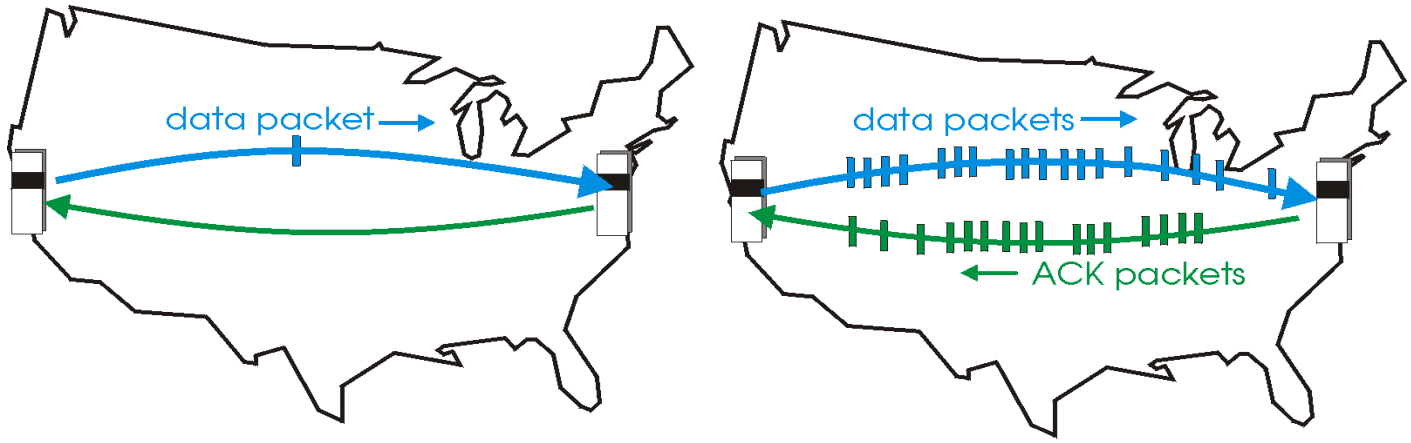
RDT3.0: operación stop-and-wait



$$U_{emisor} = \frac{L/R}{RTT + L/R} = \frac{.008}{30.008} = 0.00027$$

Protocolos con pipeline

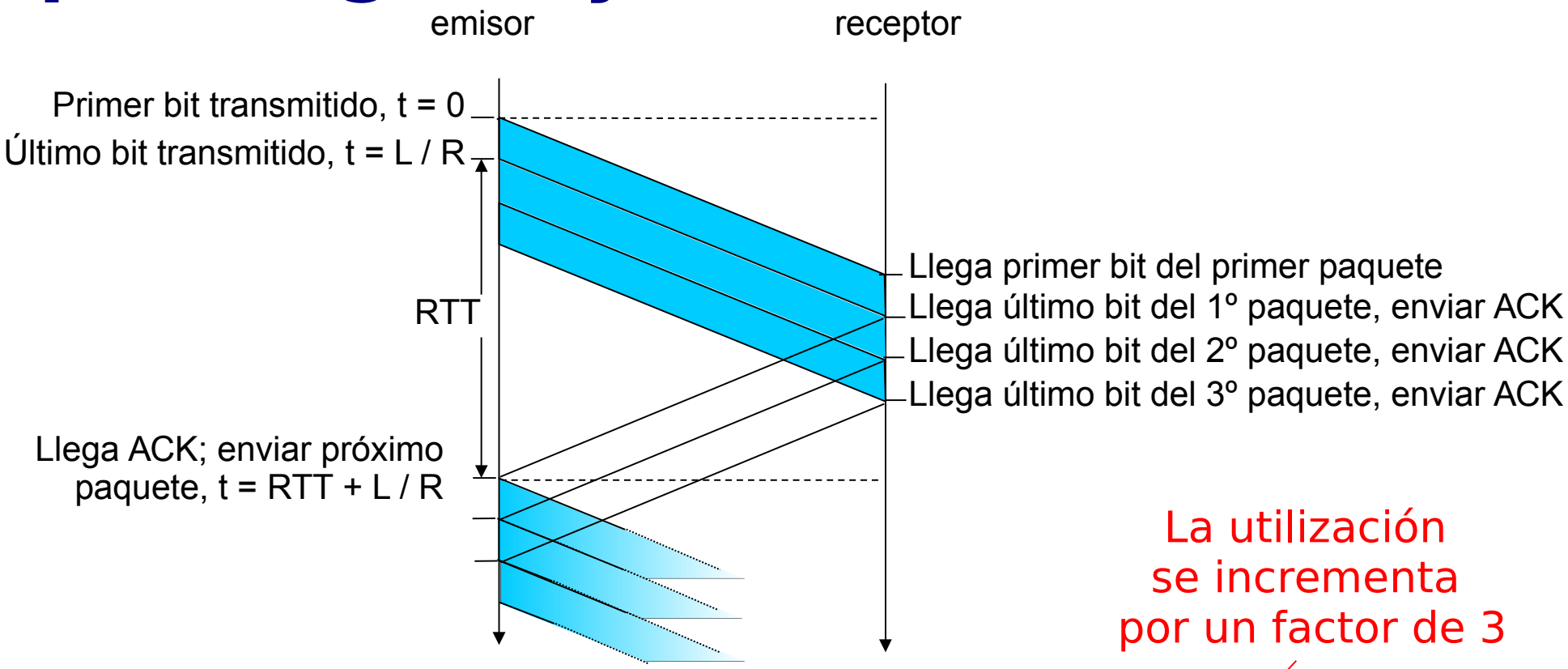
- Pipelining: el emisor libera múltiples paquetes “en vuelo”, sin sus reconocimientos
  - El rango de números de secuencia debe incrementarse
  - Debe existir buffering en emisor y/o receptor
- Dos formas genéricas de protocolos con pipeline: Atrás N (go-Back-N) y repetición selectiva (selective repeat)



(a) a stop-and-wait protocol in operation

(b) a pipelined protocol in operation

Pipelining: mayor utilización



La utilización se incrementa por un factor de 3

$$U_{emisor} = \frac{3 * L/R}{RTT + L/R} = \frac{.024}{30.008} = 0.0008$$

Estrategias con pipeline

Go-back-N (GBN)

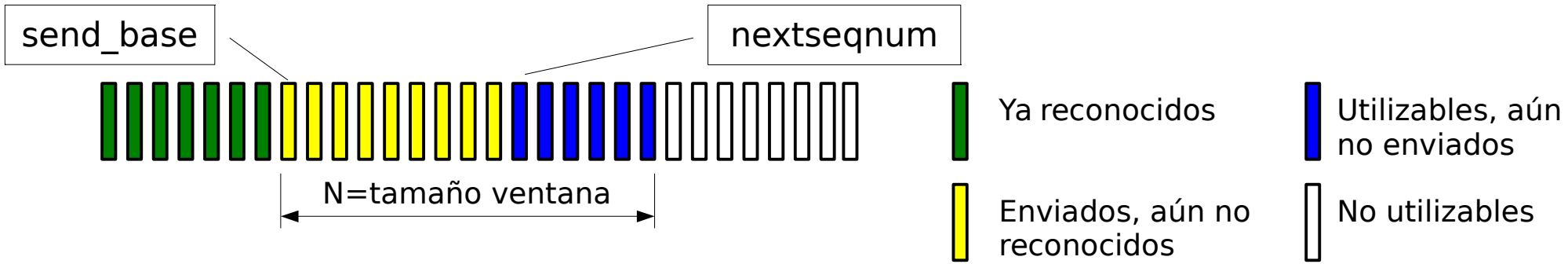
- El emisor puede mantener hasta N paquetes sin ACK
  - El receptor sólo envía reconocimientos acumulativos y no tiene un buffer
  - No emite reconocimientos cuando ve un “hueco”
- Emisor mantiene timer para el paquete más antiguo sin reconocer
  - Al expirar, retransmite todo lo que esté sin reconocimiento

Selective Repeat (SR)

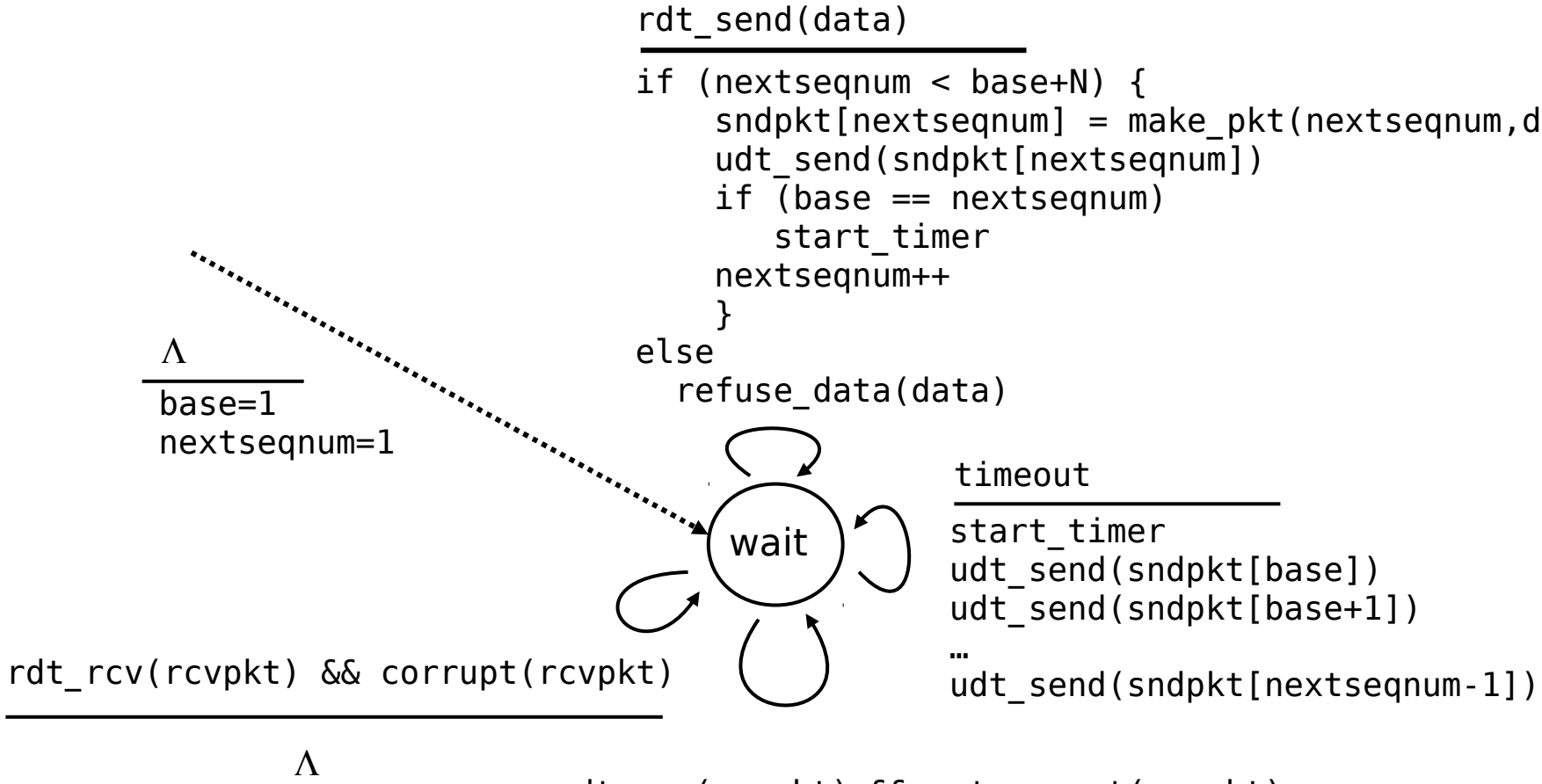
- El emisor puede mantener hasta N paquetes sin ACK
  - El receptor envía reconocimientos individuales por cada paquete y bufferiza una secuencia de paquetes
- Emisor mantiene timer para cada paquete sin reconocer
  - Al expirar, retransmite únicamente ese paquete sin reconocimiento

Go-Back-N (GBN)

- Emisor
  - Números de secuencia sobre k bits en la cabecera del paquete
  - “Ventana” de hasta N paquetes consecutivos sin reconocer
  - ACK(n): Reconoce todos los paquetes hasta el que tiene número de secuencia N inclusive (“ACK acumulativo”)
    - Pueden recibirse ACKs duplicados
  - Timer para cada paquete en vuelo
    - timeout(n): retransmitir paquete n y todos los que tienen número de secuencia superior en la ventana

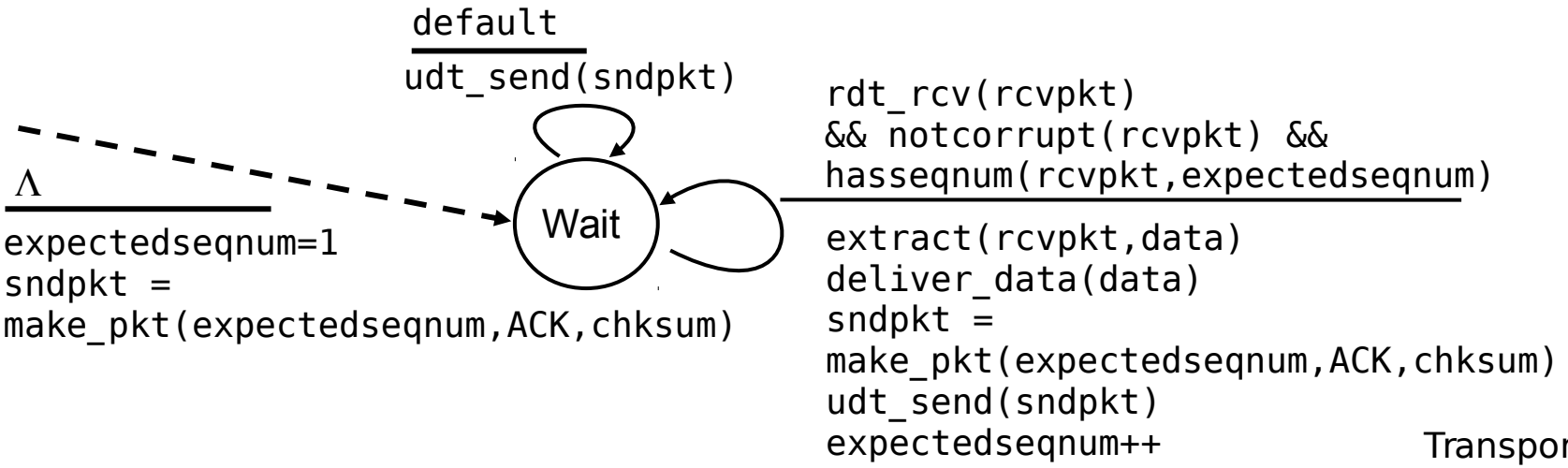


GBN: Autómata extendido del emisor

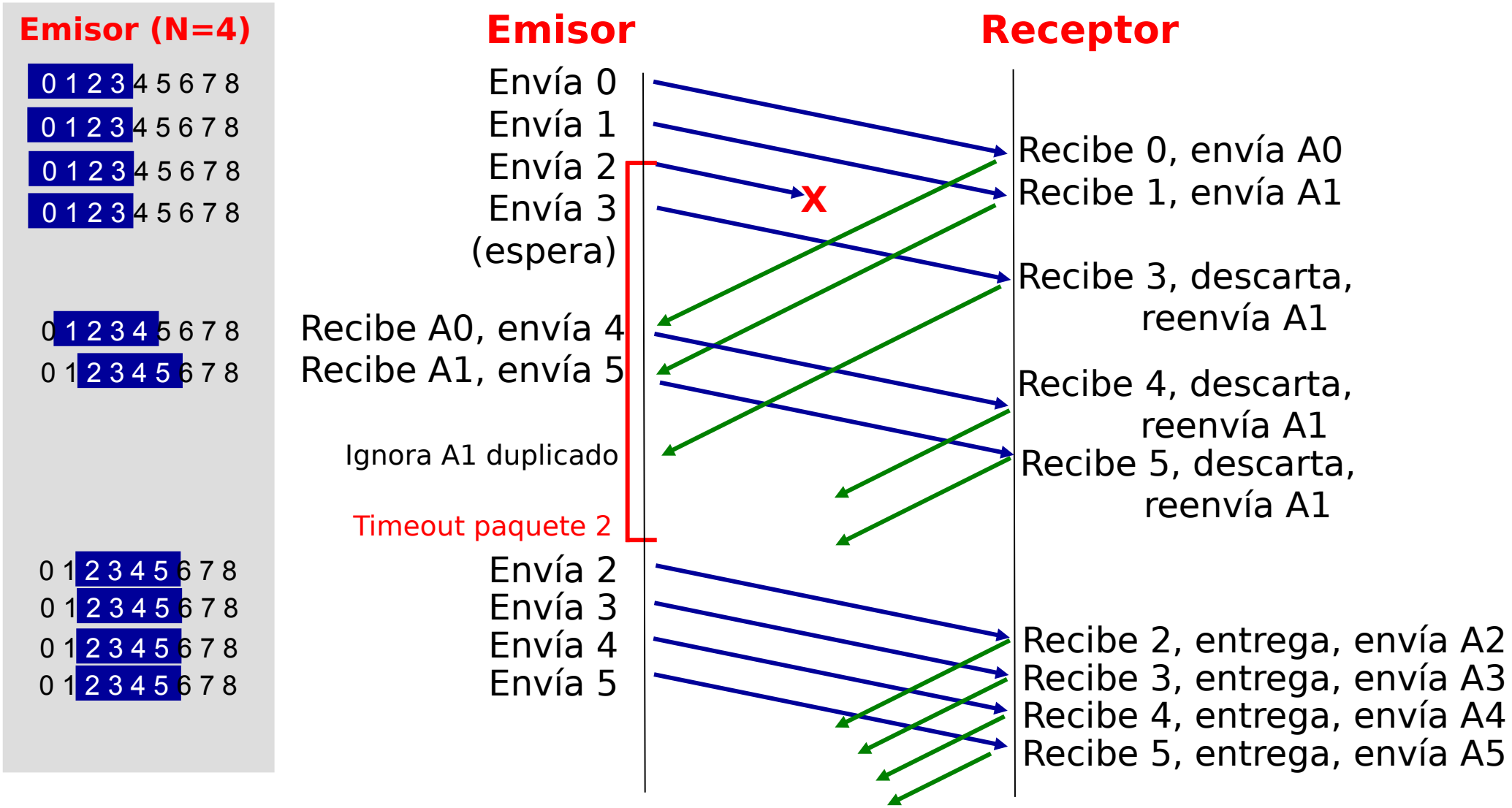


GBN: Autómata extendido del receptor

- ACK-solamente
  - Siempre envía ACK para el paquete recibido correctamente con el número de secuencia en orden correcto más alto
    - Puede generar ACKs duplicados
    - Solamente hace falta recordar expectedseqnum
  - Paquete fuera de orden
    - Descartar (no bufferizar) -> no hay bufferización en el receptor
    - Re-reconocer paquete con # sec más alto en orden correcto



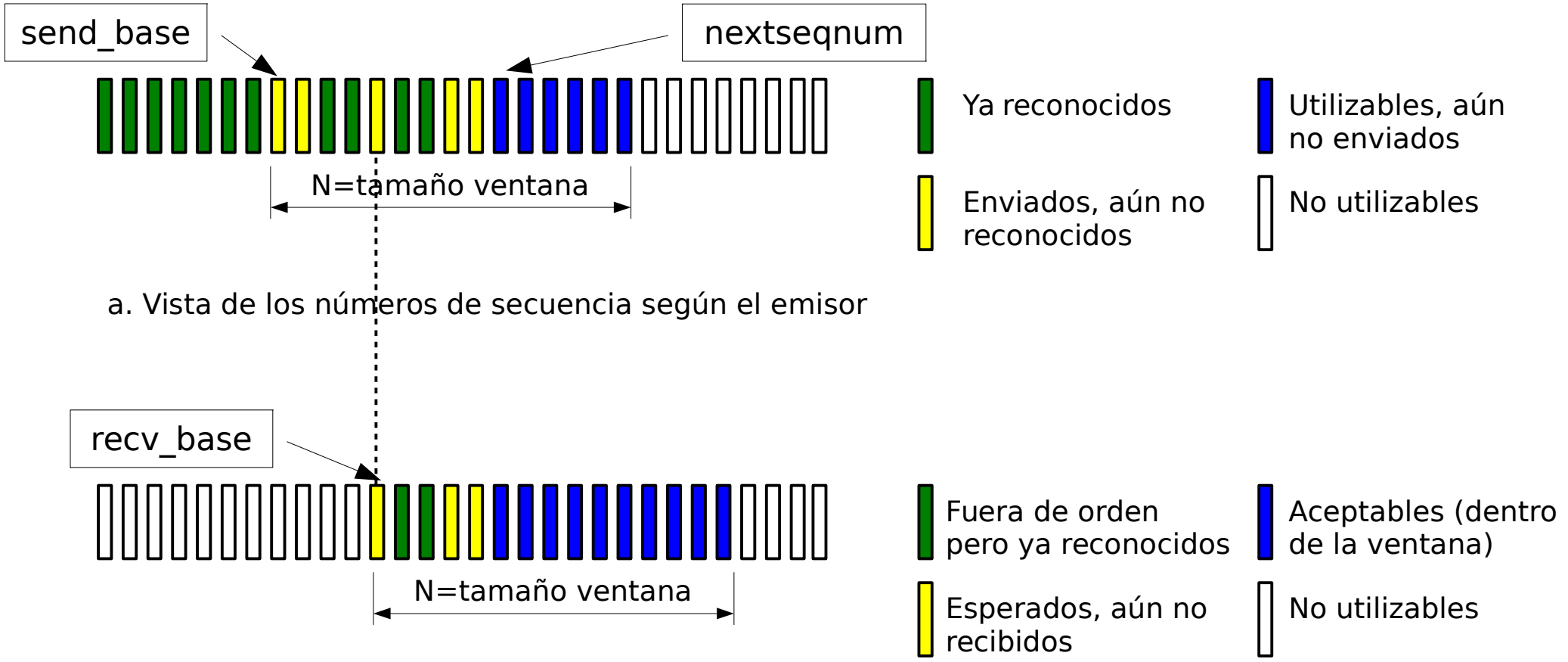
GBN en acción



SR - Repetición selectiva

- El receptor individualmente reconoce todos los paquetes correctamente recibidos
  - Bufferiza paquetes según se necesite para eventualmente entregarlos en orden a la capa superior
- El emisor solamente reenvía paquetes para los cuales no ha recibido ACK
  - El emisor mantiene un timer para cada paquete sin ACK
- Ventana en el emisor
  - N números de secuencia consecutivos
  - Nuevamente se limitan los números de secuencia de los paquetes enviados, aún sin reconocimiento

Repetición selectiva
Ventanas emisor y receptor



a. Vista de los números de secuencia según el emisor

b. Vista de los números de secuencia según el receptor

Repetición selectiva

Emisor

Datos desde arriba:

- Si el siguiente número de secuencia está en ventana, enviar paquete

timeout(n):

- Reenviar paquete n, reiniciar timer

ACK(n) en [sendbase,sendbase+N]:

- Marcar paquete n como recibido
- Si n es el paquete sin reconocer más pequeño, avanzar la base de ventana al siguiente número de secuencia sin reconocer

Receptor

Paquete n en [rcvbase, rcvbase+N-1]

- Enviar ACK(n)
- Si fuera de orden: bufferizar
- Si en orden: entregar (también entregar los paquetes bufferizados, en orden), avanzar ventana al siguiente paquete aún no recibido

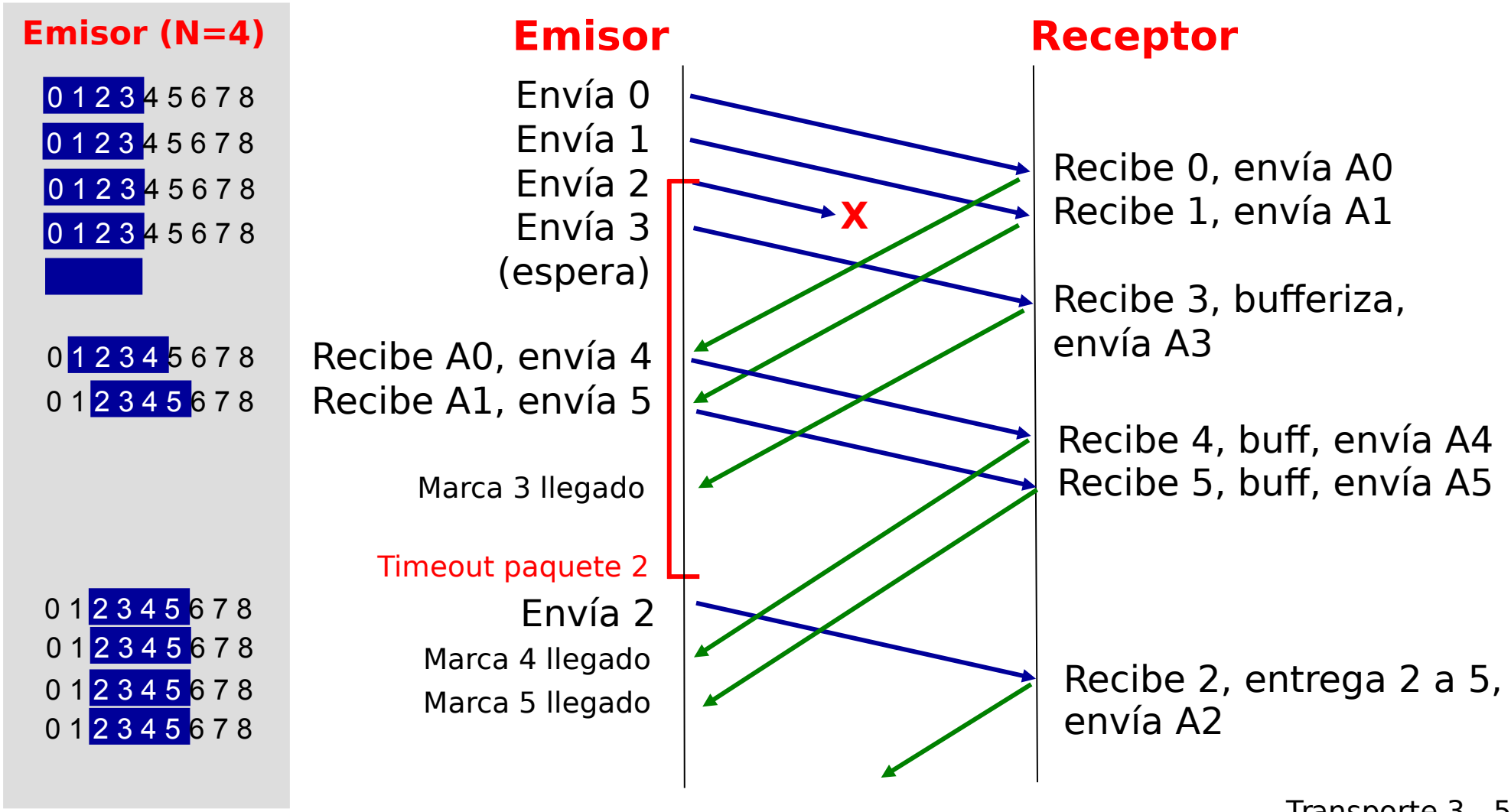
Paquete n en [rcvbase-N,rcvbase-1]

- ACK(n)

En otro caso

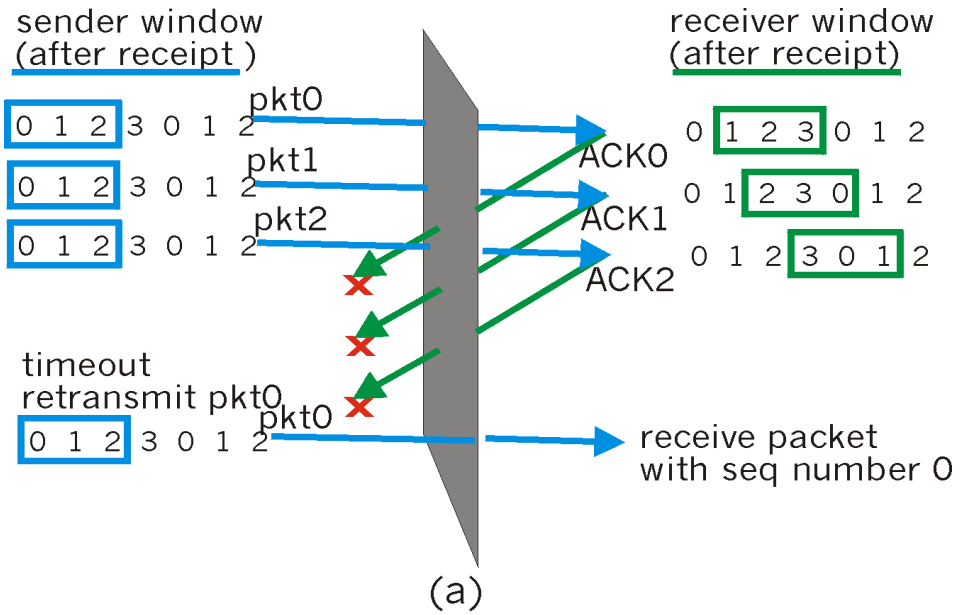
- Ignorar

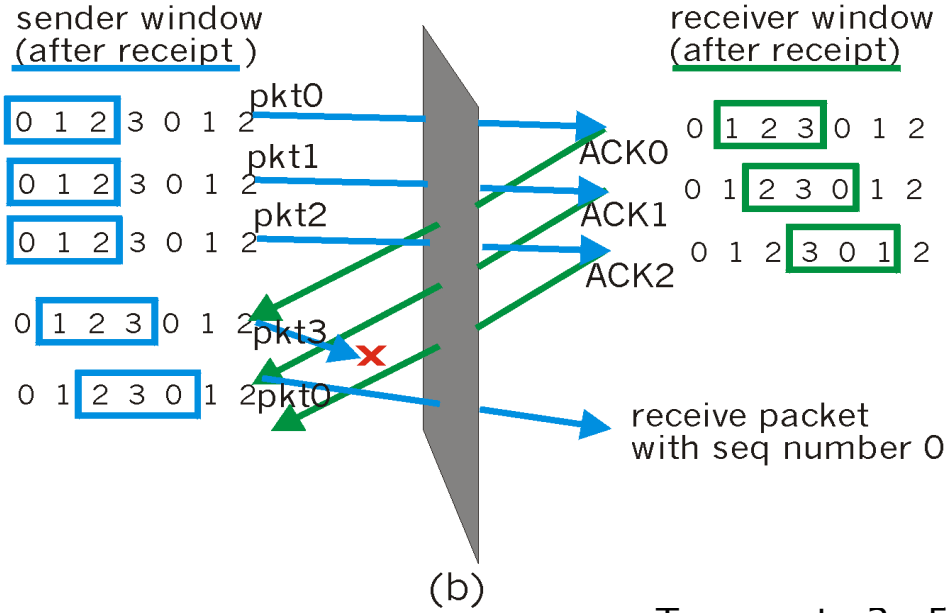
Repetición selectiva en acción



Repetición selectiva

- Ejemplo
  - Números de secuencia 0, 1, 2, 3
  - Tamaño de ventana =3
  - El receptor no ve ninguna diferencia en dos escenarios
  - Incorrectamente pasa datos duplicados como nuevos en (a)
  - Qué relación deberá haber entre el tamaño de la secuencia de números y el tamaño de la ventana?





Chapter 3 outline

3.1 Transport-layer services

3.2 Multiplexing and demultiplexing

3.3 Connectionless transport: UDP

3.4 Principles of reliable data transfer

3.5 Connection-oriented transport: TCP

- segment structure
- reliable data transfer
- flow control
- connection management

3.6 Principles of congestion control

3.7 TCP congestion control