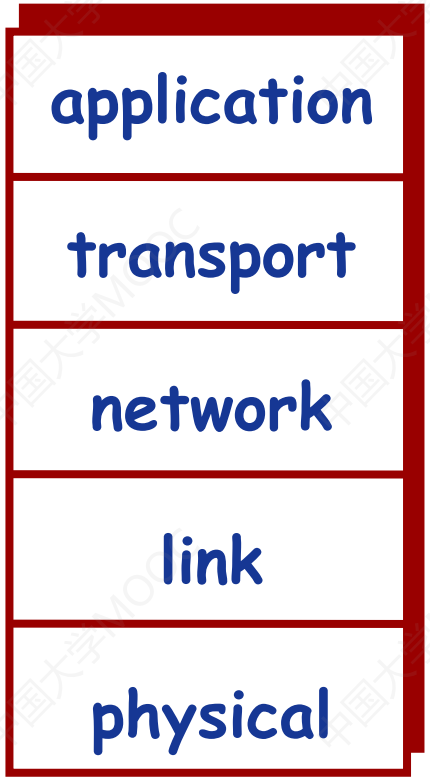
本讲主题

传输层

传输层？

- 理解传输层服务的基本理论和基本机制
  - 复用/分用
  - 可靠数据传输机制
  - 流量控制机制
  - 拥塞控制机制
- 掌握Internet的传输层协议
  - UDP：无连接传输服务
  - TCP：面向连接的传输服务
  - TCP拥塞控制

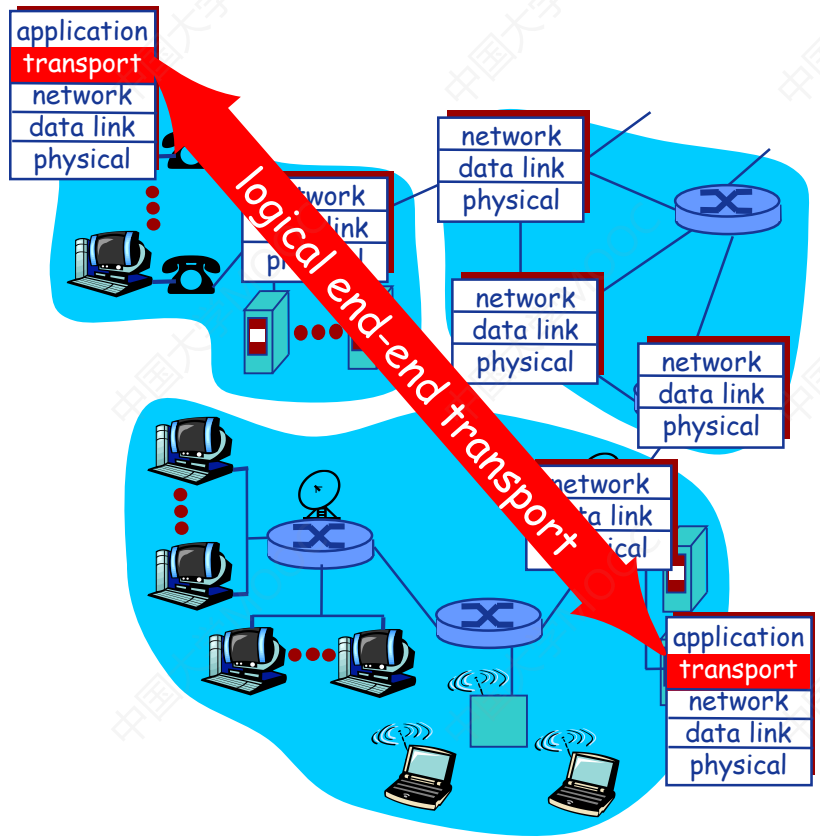


本讲主题

传输层服务概述

传输层服务和协议

- 传输层协议为运行在不同Host上的进程提供了一种**逻辑通信机制**
- 端系统运行传输层协议
  - 发送方：将应用递交的消息分成一个或多个的Segment，并向下传给网络层。
  - 接收方：将接收到的segment组装成消息，并向上交给应用层。
- 传输层可以为应用提供多种协议
  - Internet上的TCP
  - Internet上的UDP



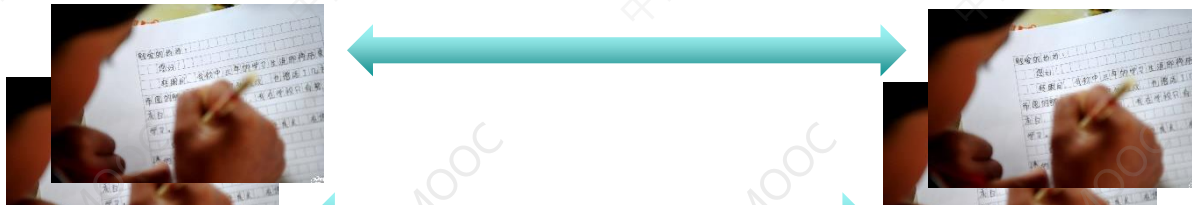
传输层 vs. 网络层

- 网络层：提供**主机**之间的逻辑通信机制
- 传输层：提供**应用进程**之间的逻辑通信机制
  - 位于网络层之上
  - 依赖于网络层服务
  - 对网络层服务进行（可能的）增强

家庭类比:

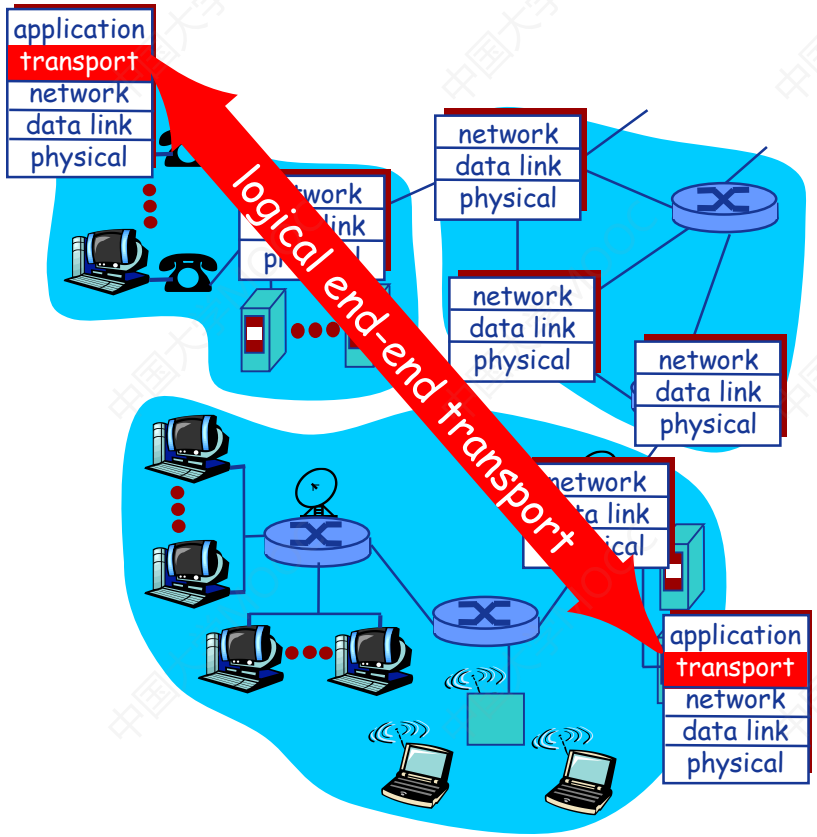
12个孩子给12个孩子发信

- 应用进程 = 孩子
- 应用消息 = 信封里的信
- 主机 = 房子
- 传输层协议 = 李雷和韩梅梅
- 网络层协议 = 邮政服务



Internet传输层协议

- 可靠、按序的交付服务(TCP)
  - 拥塞控制
  - 流量控制
  - 连接建立
- 不可靠的交付服务(UDP)
  - 基于“尽力而为(Best-effort)”的网络层，没有做（可靠性方面的）扩展
- 两种服务均不保证
  - 延迟
  - 带宽



本讲主题

多路复用和多路分用

多路复用/分用

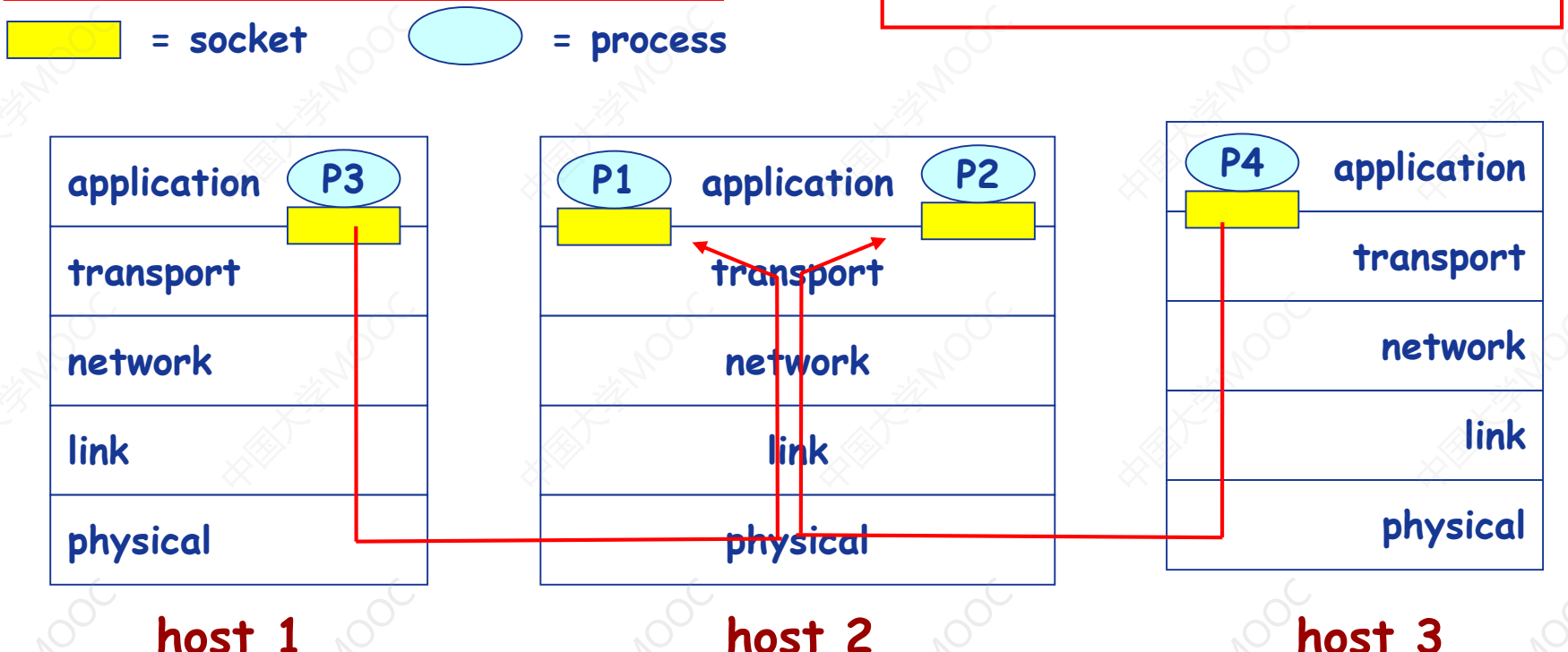
- Why?
- 如果某层的一个协议对应直接上层的多个协议/实体，则需要复用/分用

接收端进行多路分用：

传输层依据头部信息将收到的Segment交给正确的Socket，即不同的进程

发送端进行多路复用：

从多个Socket接收数据，为每块数据封装上头部信息，生成Segment，交给网络层



分用如何工作？

- 主机接收到IP数据报(datagram)
  - 每个数据报携带源IP地址、目的IP地址。
  - 每个数据报携带一个传输层的段(Segment)。
  - 每个段携带源端口号和目的端口号
- 主机收到Segment之后，传输层协议提取IP地址和端口号信息，将Segment导向相应的Socket
  - TCP做更多处理

TCP/UDP 段格式

无连接分用

- 利用端口号创建Socket

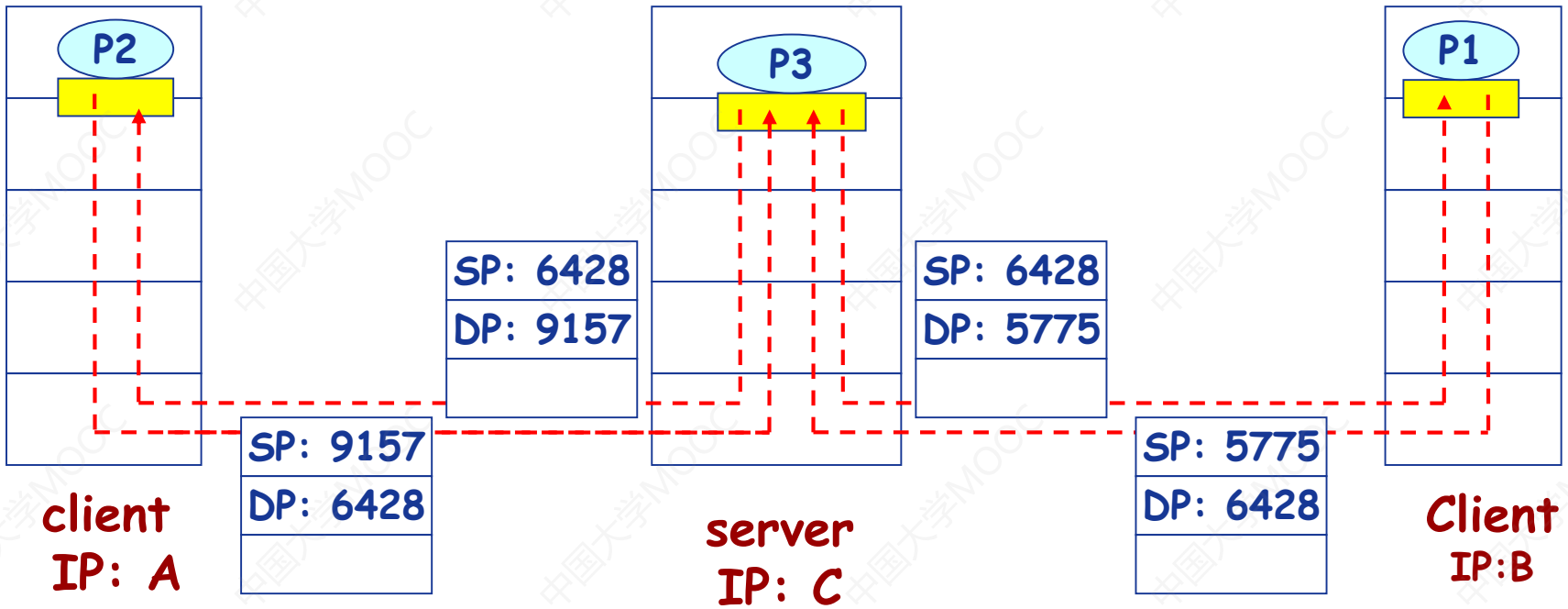
```
DatagramSocket mySocket1 = new
   DatagramSocket(9911);
DatagramSocket mySocket2 = new
   DatagramSocket(9922);
```

- UDP的Socket用二元组标识
  - **(目的IP地址，目的端口号)**

- 主机收到UDP段后
  - 检查段中的目的端口号
  - 将UDP段导向绑定在该端口号的Socket
- 来自不同源IP地址和/或源端口号的IP数据包被导向同一个Socket

无连接分用

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

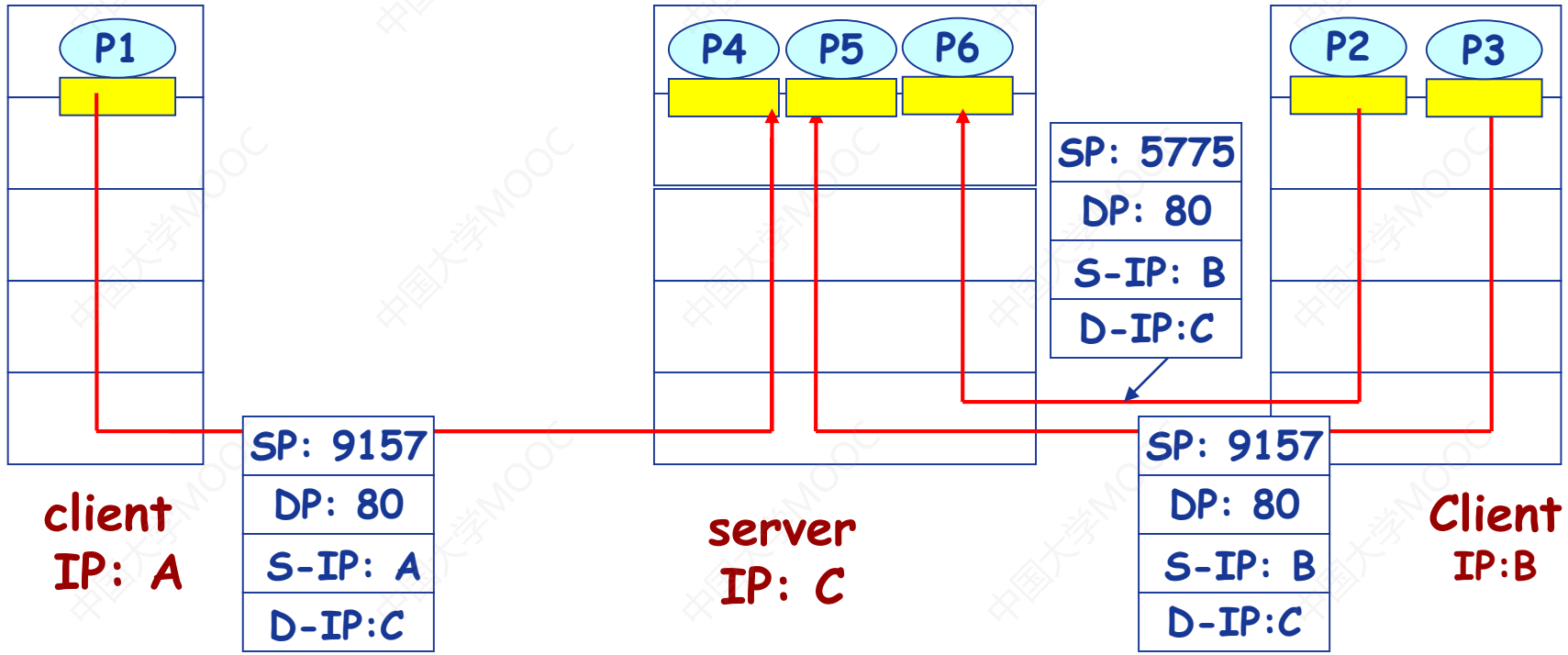


SP 提供“返回地址”

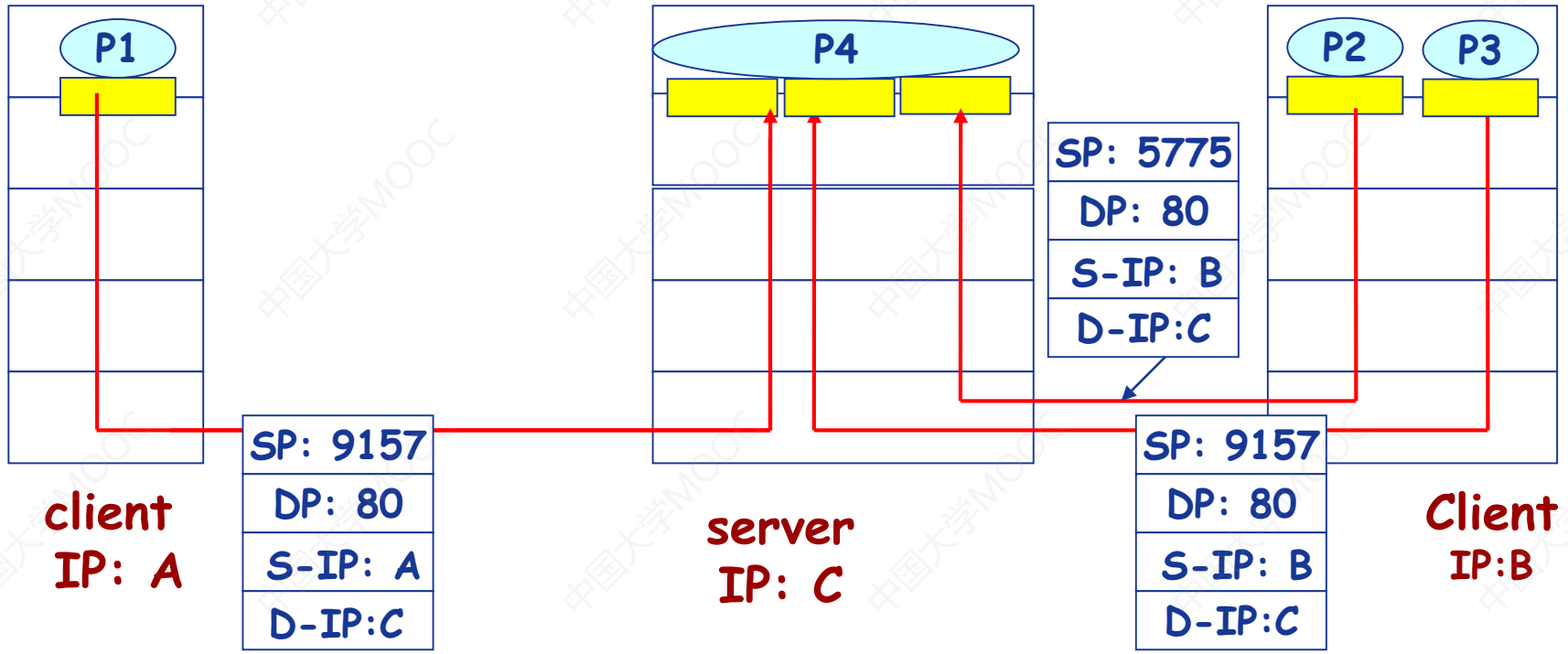
面向连接的分用

- TCP的Socket用四元组标识
  - **源IP地址**
  - **源端口号**
  - **目的IP地址**
  - **目的端口号**
- 接收端利用所有的四个值将Segment导向合适的Socket
- 服务器可能同时支持多个TCP Socket
  - 每个Socket用自己的四元组标识
- Web服务器为每个客户端开不同的Socket

面向连接的分用


P1
P4
P5
P6
P2
P3
SP: 5775
DP: 80
S-IP: B
D-IP:C
SP: 9157
DP: 80
S-IP: A
D-IP:C
SP: 9157
DP: 80
S-IP: B
D-IP:C
client
IP: A
server
IP: C
Client
IP:B

面向连接的分用：多线程Web服务器



本讲主题

UDP

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

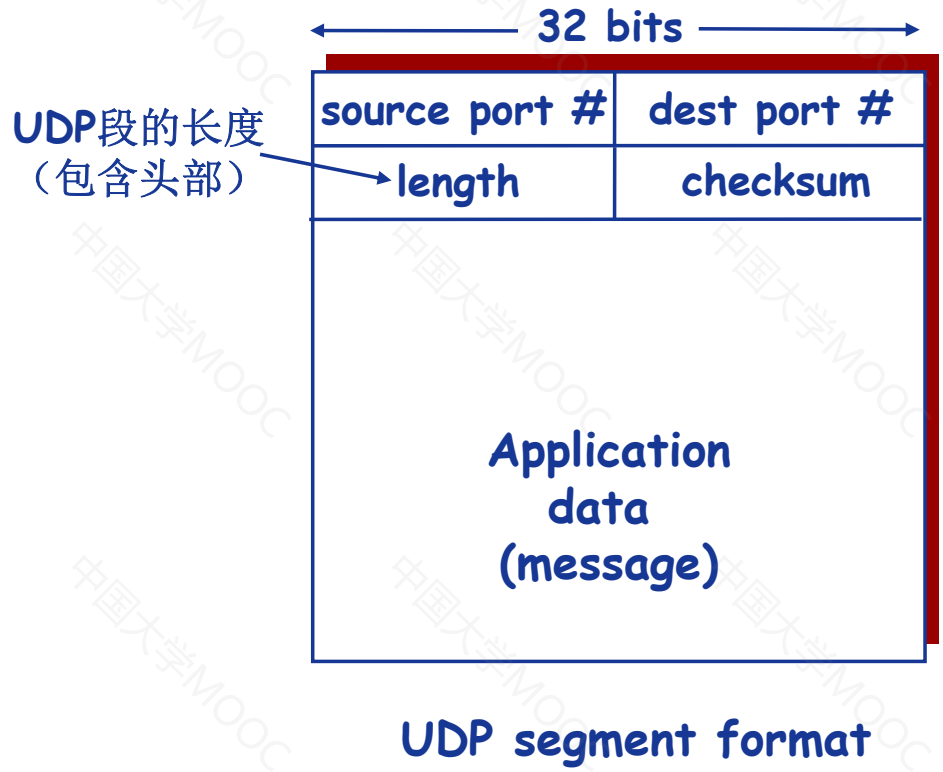
- 基于Internet IP协议
  - 复用/分用
  - 简单的错误校验
- “Best effort”服务，UDP段可能
  - 丢失
  - 非按序到达
- 无连接
  - UDP发送方和接收方之间不需要握手
  - 每个UDP段的处理独立于其他段

UDP为什么存在?

- 无需建立连接 (减少延迟)
- 实现简单：无需维护连接状态
- 头部开销少
- 没有拥塞控制: 应用可更好地控制发送时间和速率

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

- 常用于流媒体应用
  - 容忍丢失
  - 速率敏感
- UDP还用于
  - DNS
  - SNMP
- 在UDP上实现可靠数据传输？
  - 在应用层增加可靠性机制
  - 应用特定的错误恢复机制



UDP segment format

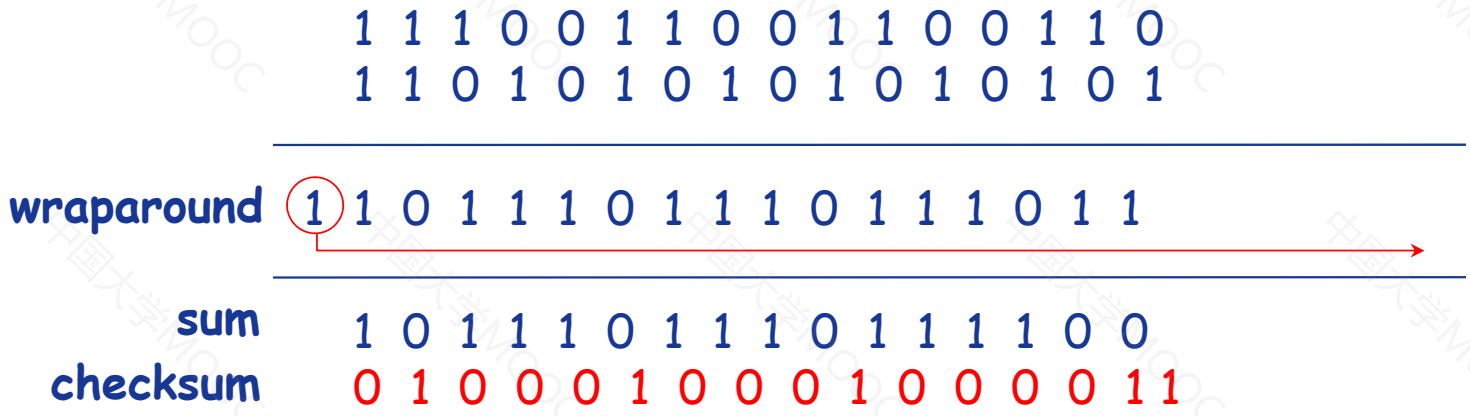
UDP校验和(checksum)

目的：检测UDP段在传输中是否发生错误（如位翻转）

- 发送方
  - 将段的内容视为16-bit整数
  - 校验和计算：计算所有整数的和，进位加在和的后面，将得到的值按位求反，得到校验和
  - 发送方将校验和放入校验和字段
- 接收方
  - 计算所收到段的校验和
  - 将其与校验和字段进行对比
    - 不相等：检测出错误
    - 相等：没有检测出错误（但可能有错误）

校验和计算示例

- 注意：
  - 最高位进位必须被加进去
- 示例：

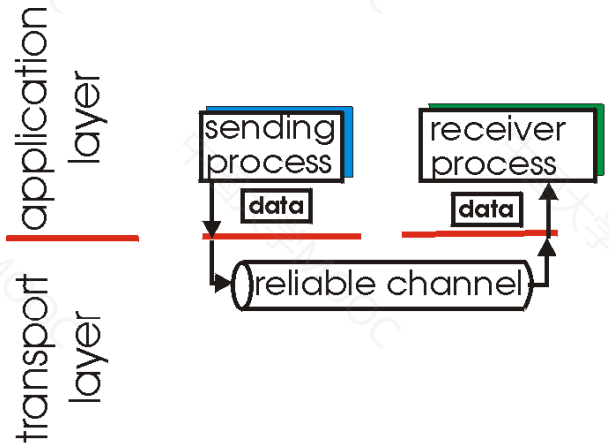


本讲主题

可靠数据传输原理

可靠数据传输原理

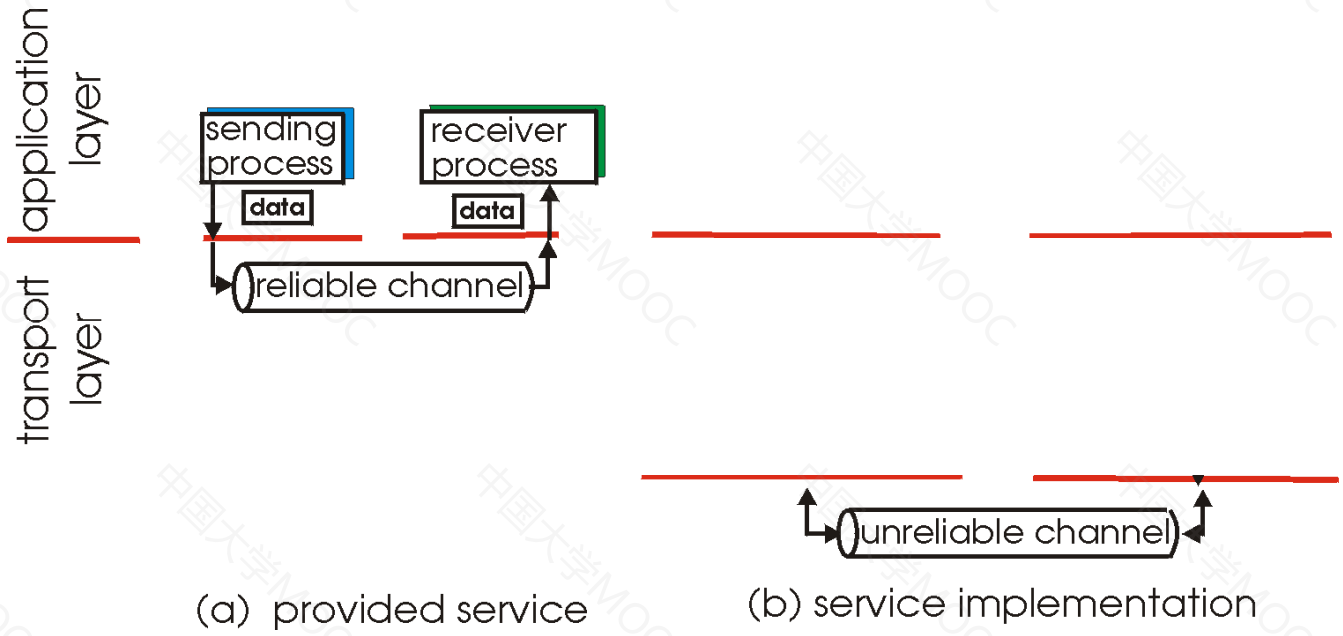
- 什么是可靠？
  - 不错、不丢、不乱
- 可靠数据传输协议
  - 可靠数据传输对应用层、传输层、链路层都很重要
  - 网络Top-10问题
  - 信道的不可靠特性决定了可靠数据传输协议(rdt)的复杂性



(a) provided service

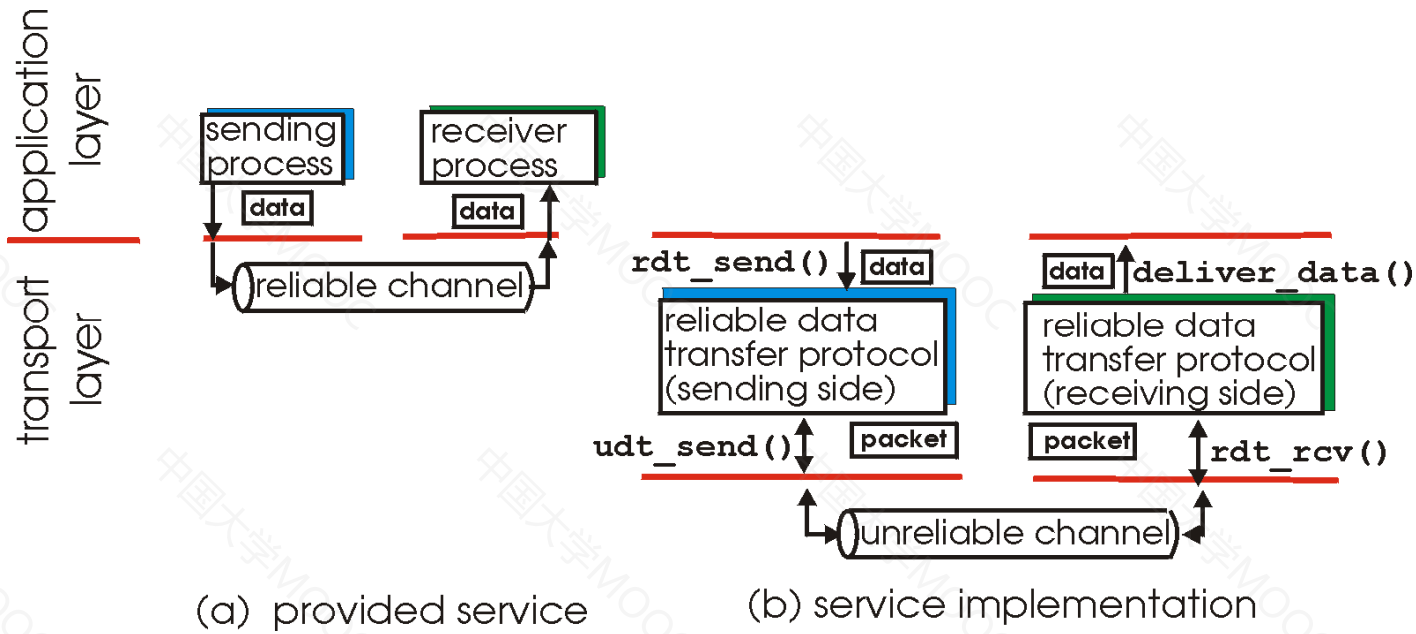
可靠数据传输原理

- 什么是可靠？
  - 不错、不丢、不乱
- 可靠数据传输协议
  - 可靠数据传输对应用层、传输层、链路层都很重要
  - 网络Top-10问题
  - 信道的不可靠特性决定了可靠数据传输协议(rdt)的复杂性



可靠数据传输原理

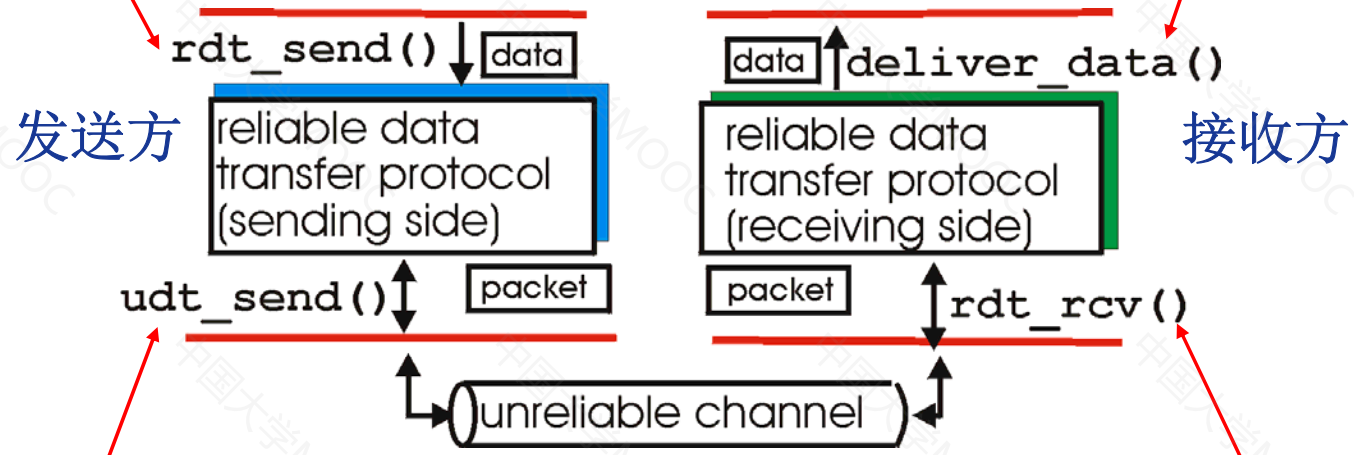
- 什么是可靠？
  - 不错、不丢、不乱
- 可靠数据传输协议
  - 可靠数据传输对应用层、传输层、链路层都很重要
  - 网络Top-10问题
  - 信道的不可靠特性决定了可靠数据传输协议(rdt)的复杂性



可靠数据传输协议基本结构:接口

rdt_send():被上次应用调用，将数据交给rdt以发送给对方

deliver_data():被rdt调用，向上层应用交付数据

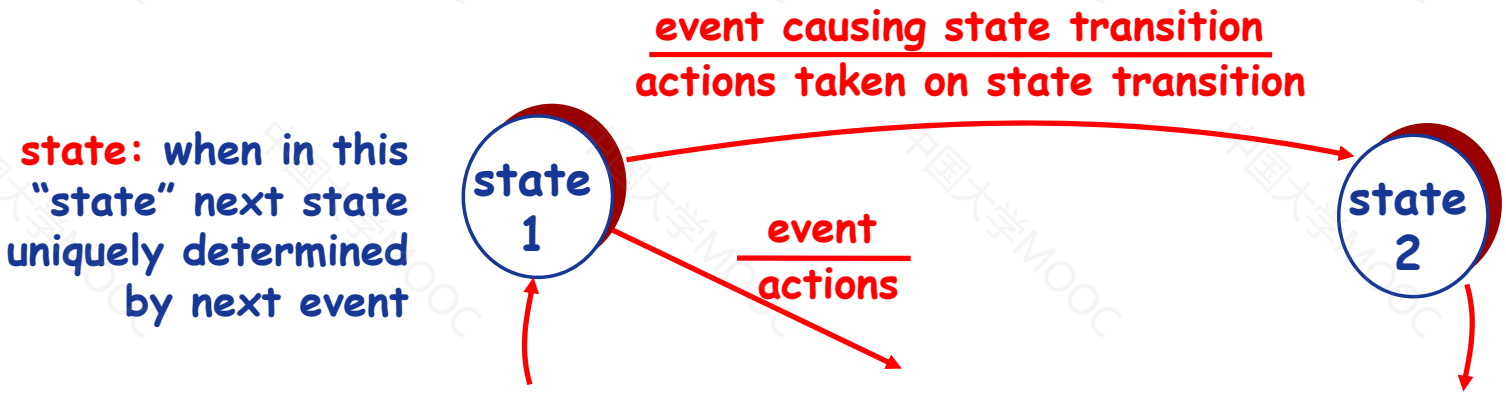


udt_send():被rdt调用，在不可靠信道上向接收方传输数据

rdt_rcv():当数据包到达接收方信道时被调用

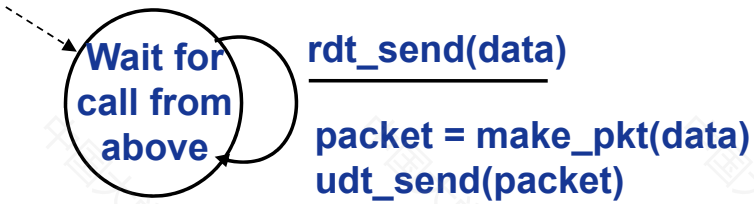
可靠数据传输协议

- 渐进地设计可靠数据传输协议的发送方和接收方
- 只考虑单向数据传输
  - 但控制信息双向流动
- 利用状态机(Finite State Machine, FSM)刻画传输协议



Rdt 1.0: 可靠信道上的可靠数据传输

- 底层信道完全可靠
  - 不会发生错误(bit error)
  - 不会丢弃分组
- 发送方和接收方的FSM独立



sender

receiver

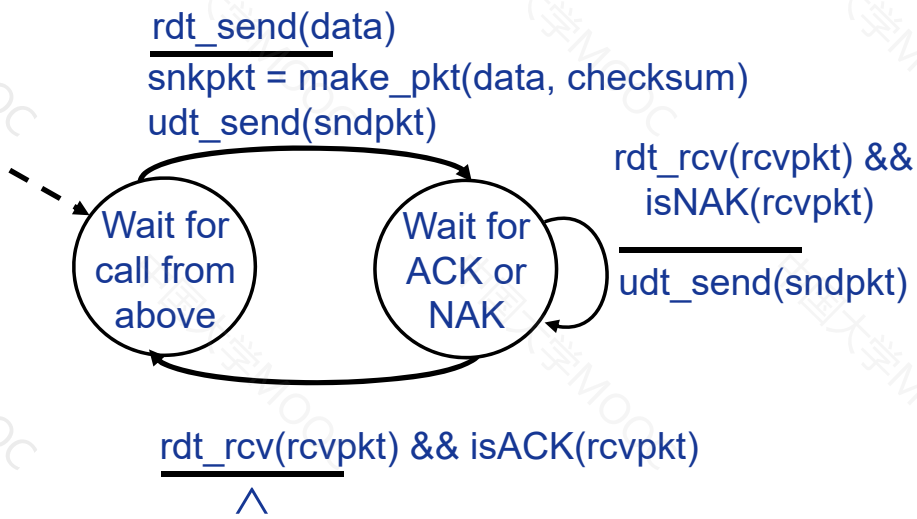
本讲主题

Rdt 2.0

Rdt 2.0: 产生位错误的信道

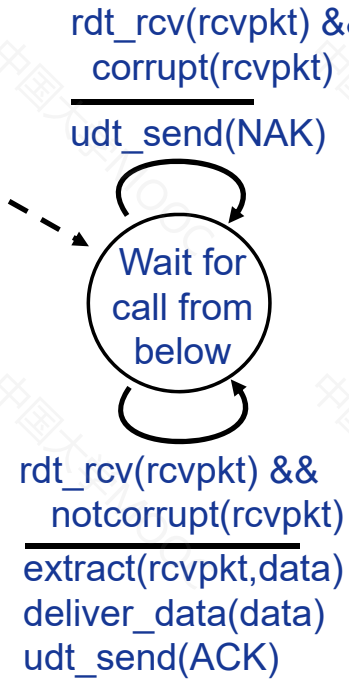
- 底层信道可能翻转分组中的位(bit)
  - 利用校验和检测位错误
- 如何从错误中恢复？
  - 确认机制(Acknowledgements, ACK): 接收方显式地告知发送方分组已正确接收
  - NAK:接收方显式地告知发送方分组有错误
  - 发送方收到NAK后，重传分组
- 基于这种重传机制的rdt协议称为ARQ(Automatic Repeat reQuest)协议
- Rdt 2.0中引入的新机制
  - 差错检测
  - 接收方反馈控制消息: ACK/NAK
  - 重传

Rdt 2.0: FSM规约



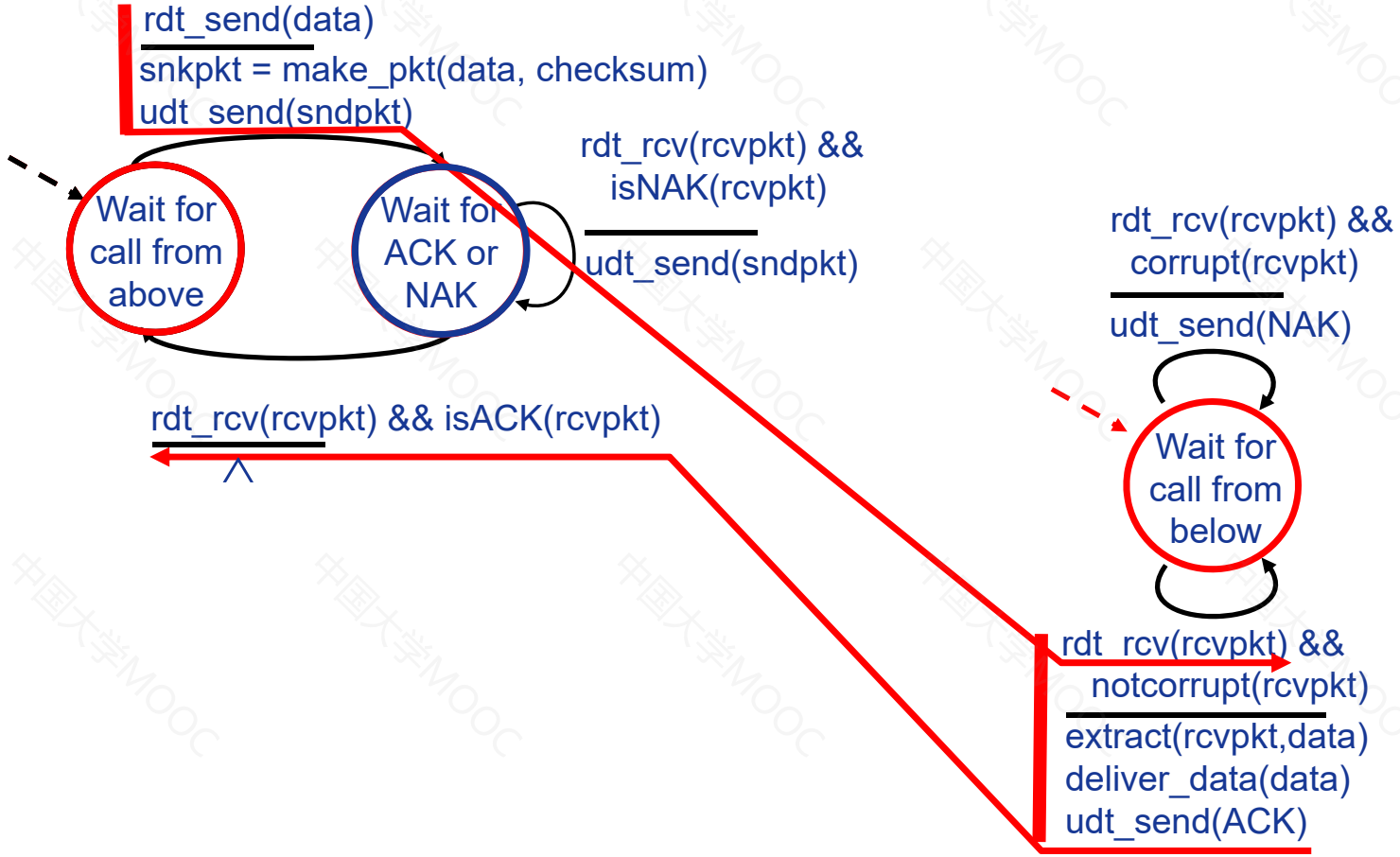
sender

receiver

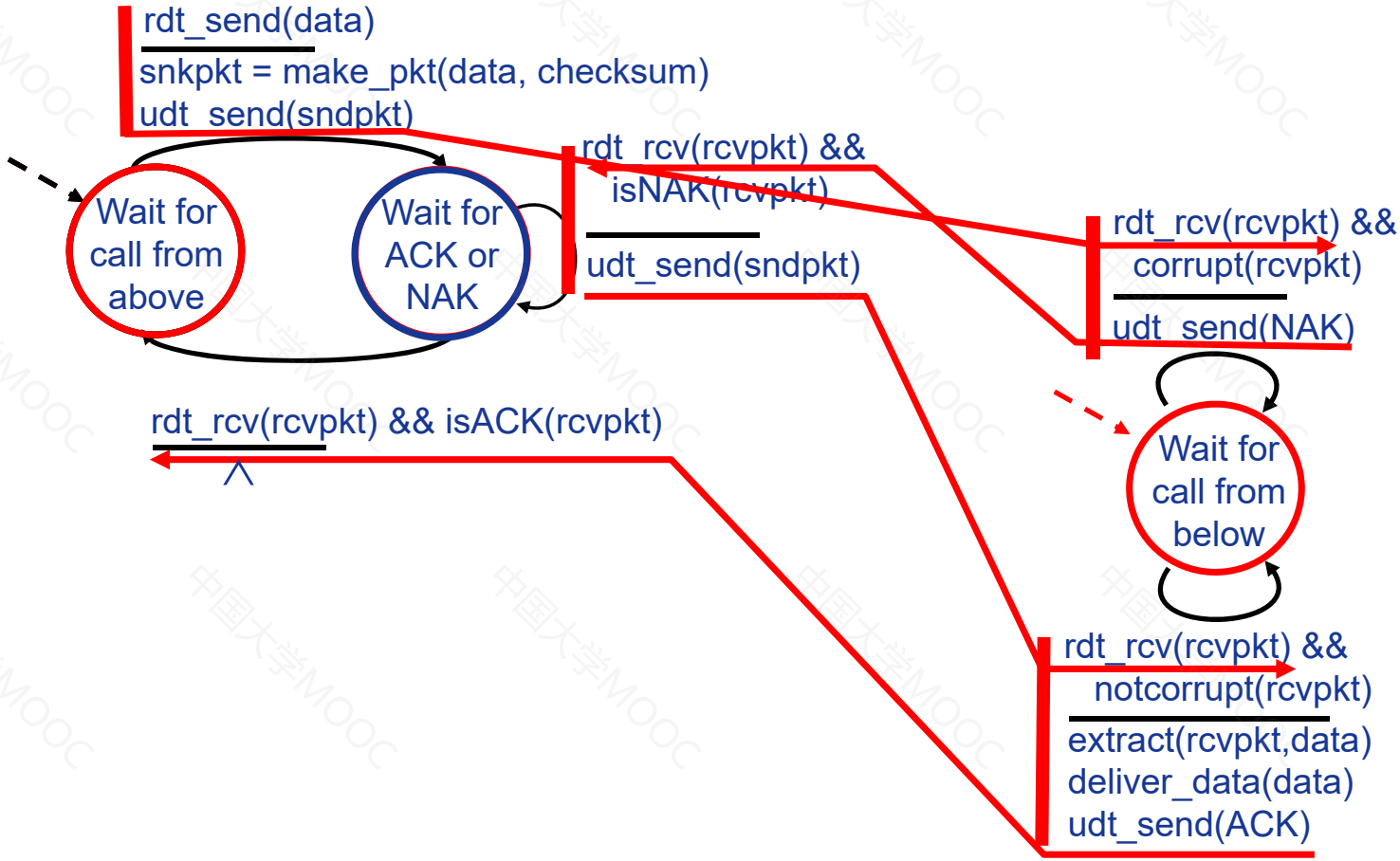


停—等协议

Rdt 2.0: 无错误场景


rdt_send(data)
snkpkt = make_pkt(data, checksum)
udt_send(sndpkt)
Wait for call from above
Wait for ACK or NAK
rdt_rcv(rcvpkt) && isNAK(rcvpkt)
udt_send(sndpkt)
rdt_rcv(rcvpkt) && isACK(rcvpkt)
rdt_rcv(rcvpkt) && corrupt(rcvpkt)
udt_send(NAK)
Wait for call from below
rdt_rcv(rcvpkt) && notcorrupt(rcvpkt)
extract(rcvpkt,data)
deliver_data(data)
udt_send(ACK)

Rdt 2.0: 有错误场景


rdt_send(data)
snkpkt = make_pkt(data, checksum)
udt_send(sndpkt)
Wait for call from above
Wait for ACK or NAK
rdt_rcv(rcvpkt) && isNAK(rcvpkt)
udt_send(sndpkt)
rdt_rcv(rcvpkt) && isACK(rcvpkt)
rdt_rcv(rcvpkt) && corrupt(rcvpkt)
udt_send(NAK)
Wait for call from below
rdt_rcv(rcvpkt) && notcorrupt(rcvpkt)
extract(rcvpkt,data)
deliver_data(data)
udt_send(ACK)

本讲主题

Rdt 2.1和2.2

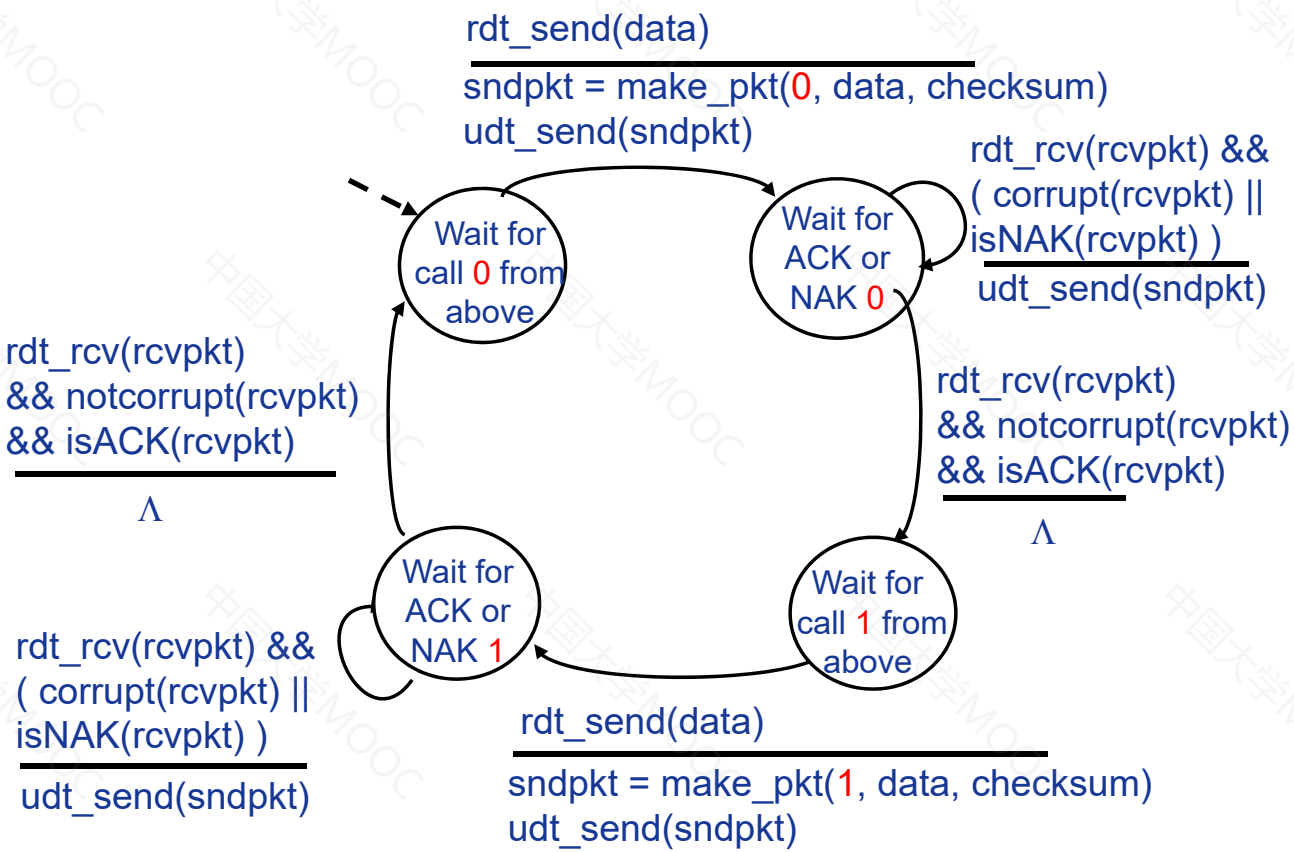
Rdt 2.0有什么缺陷？

- 如果ACK/NAK消息发生错误/被破坏(corrupted)会怎么样？
  - 为ACK/NAK增加校验和，检错并纠错
  - 发送方收到被破坏ACK/NAK时不知道接收方发生了什么，添加额外的控制消息
  - 如果ACK/NAK坏掉，发送方重传
  - 不能简单的重传：产生重复分组

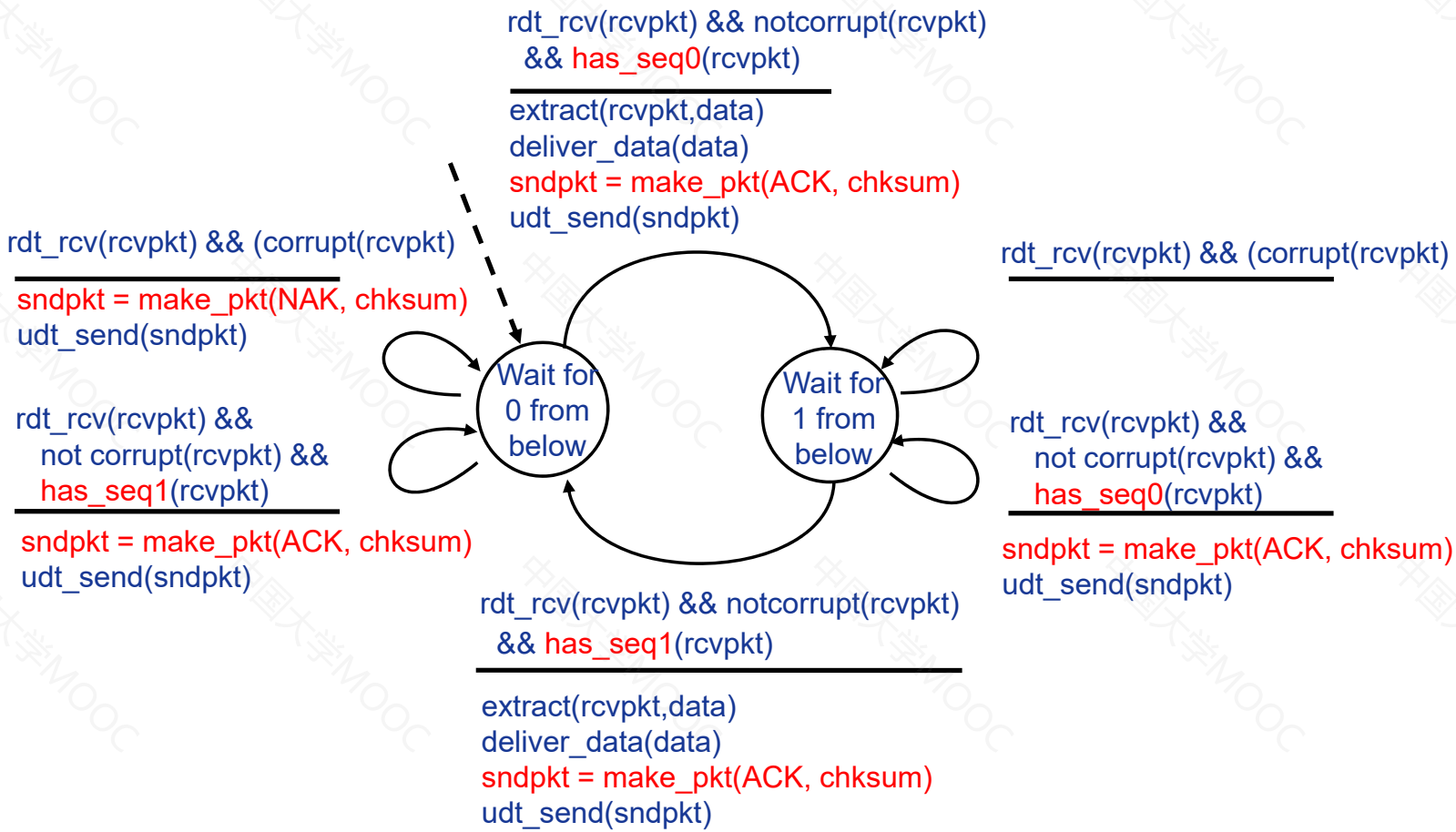
- 如何解决重复分组问题？
  - 序列号(Sequence number): 发送方给每个分组增加序列号
  - 接收方丢弃重复分组

stop and wait
Sender sends one packet, then waits for receiver response

Rdt 2.1: 发送方，应对ACK / NAK破坏



Rdt 2.1: 接收方，应对ACK / NAK破坏



Rdt 2.1 vs. Rdt 2.0

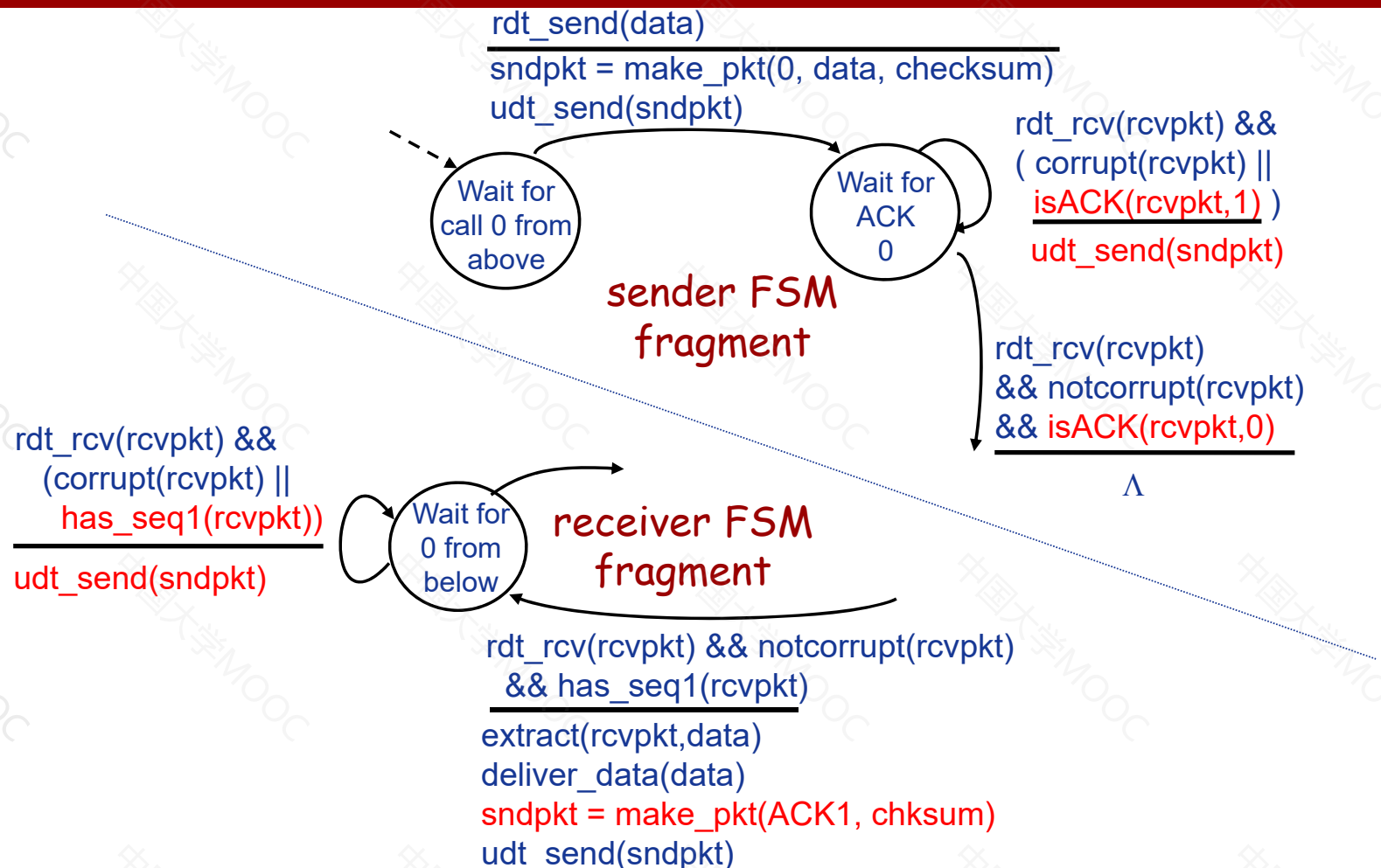
- 发送方：
  - 为每个分组增加了序列号
  - 两个序列号(0, 1)就够用，为什么？
  - 需校验ACK/NAK消息是否发生错误
  - 状态数量翻倍
    - 状态必须“记住”“当前”的分组序列号
- 接收方
  - 需判断分组是否是重复
    - 当前所处状态提供了期望收到分组的序列号
  - 注意：接收方无法知道ACK/NAK是否被发送方正确收到

Rdt 2.2: 无NAK消息协议

- 我们真的需要两种确认消息(ACK + NAK)吗？

- 与rdt 2.1功能相同，但是只使用ACK
- 如何实现？
  - 接收方通过ACK告知最后一个被正确接收的分组
  - 在ACK消息中显式地加入被确认分组的序列号
- 发送方收到重复ACK之后，采取与收到NAK消息相同的动作
  - 重传当前分组

Rdt 2.2 FSM片段


rdt_send(data)
sndpkt = make_pkt(0, data, checksum)
udt_send(sndpkt)
Wait for call 0 from above
Wait for ACK 0
rdt_rcv(rcvpkt) && (corrupt(rcvpkt) || isACK(rcvpkt,1))
udt_send(sndpkt)
sender FSM fragment
rdt_rcv(rcvpkt) && notcorrupt(rcvpkt) && isACK(rcvpkt,0)
Λ
rdt_rcv(rcvpkt) && (corrupt(rcvpkt) || has_seq1(rcvpkt))
udt_send(sndpkt)
Wait for 0 from below
receiver FSM fragment
rdt_rcv(rcvpkt) && notcorrupt(rcvpkt) && has_seq1(rcvpkt)
extract(rcvpkt,data)
deliver_data(data)
sndpkt = make_pkt(ACK1, chksum)
udt_send(sndpkt)

本讲主题

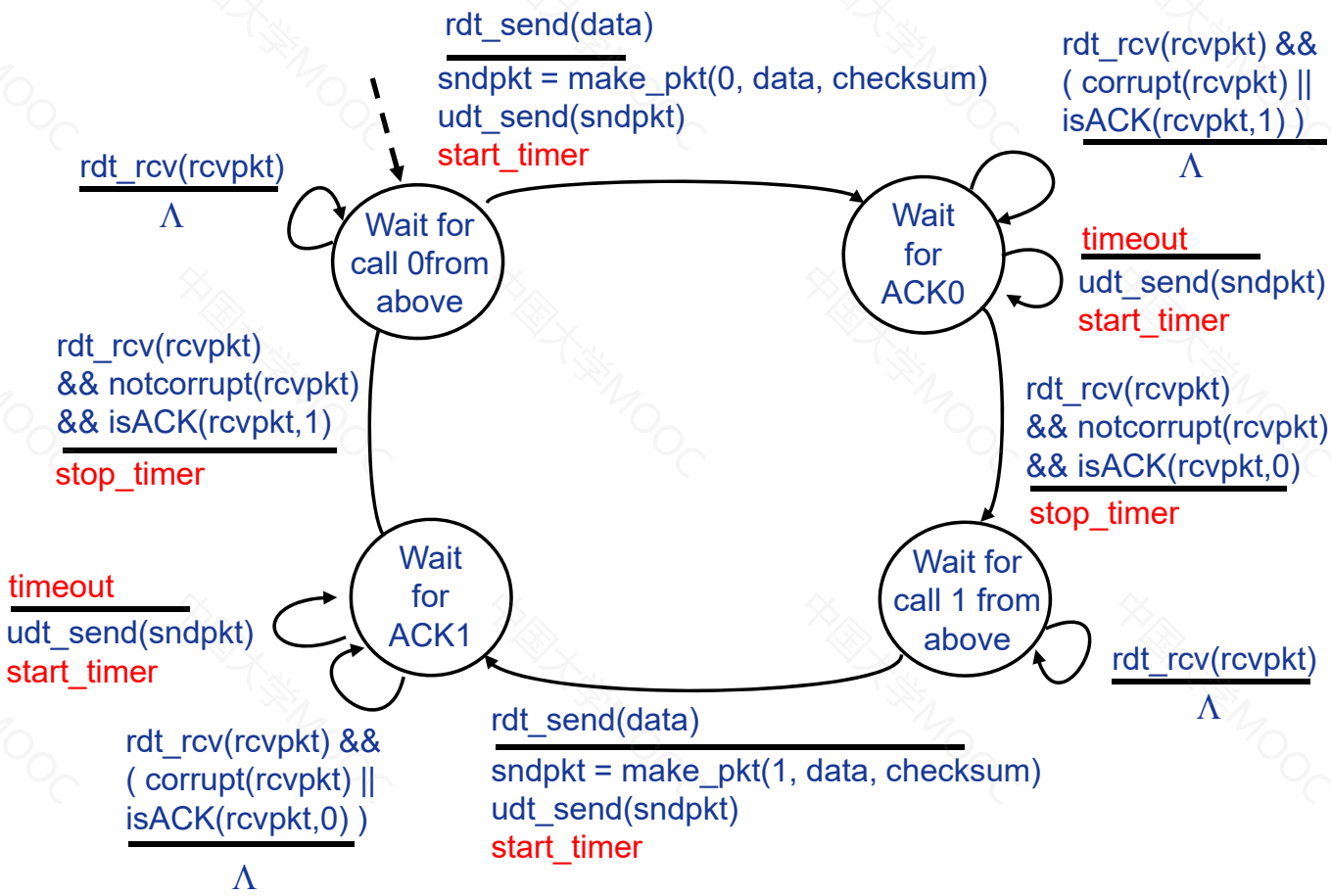
Rdt 3.0

Rdt 3.0

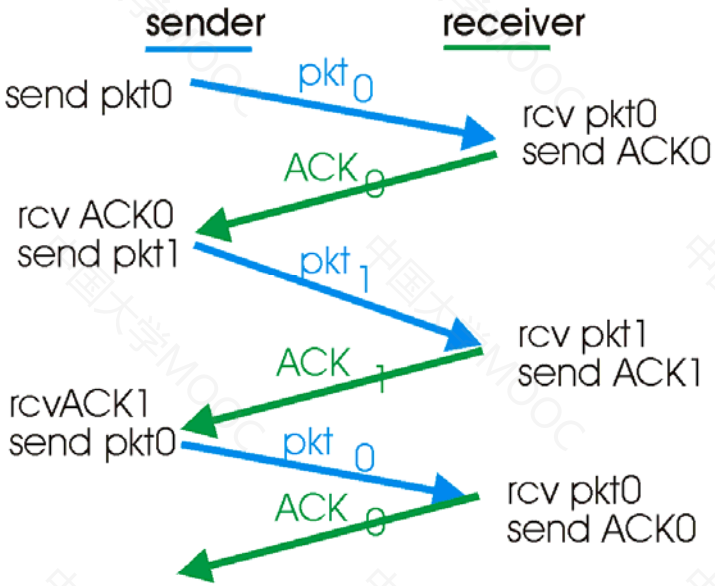
- 如果信道既可能发生错误，也可能丢失分组，怎么办？
  - “校验和 + 序列号 + ACK + 重传”够用吗？

- 方法：发送方等待“合理”时间
  - 如果没收到ACK，重传
  - 如果分组或ACK只是延迟而不是丢了
    - ⑩重传会产生重复，序列号机制能够处理
    - ⑩接收方需在ACK中显式告知所确认的分组
  - 需要定时器

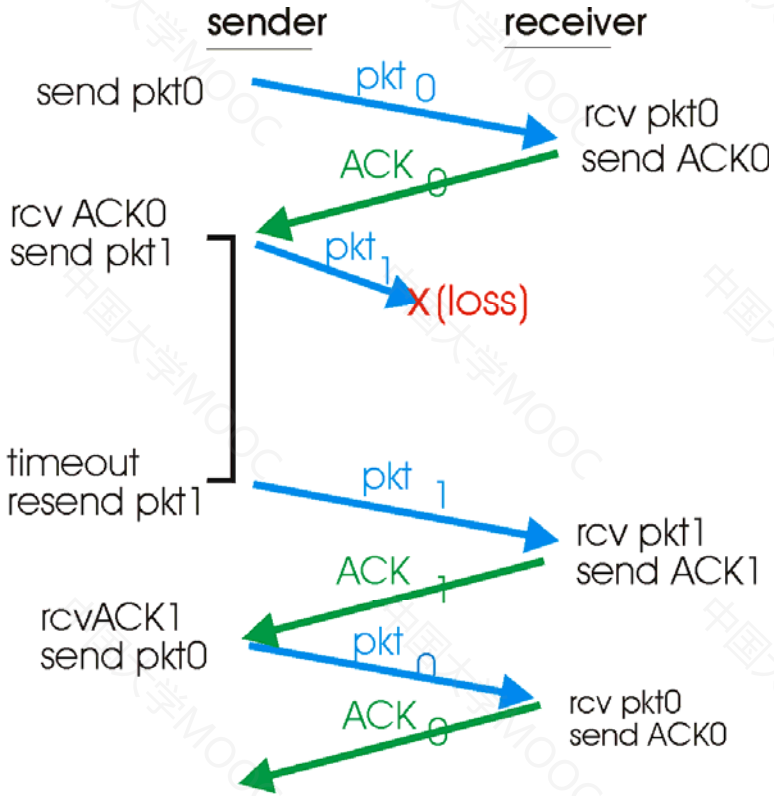
Rdt 3.0发送方FSM



Rdt 3.0示例(1)

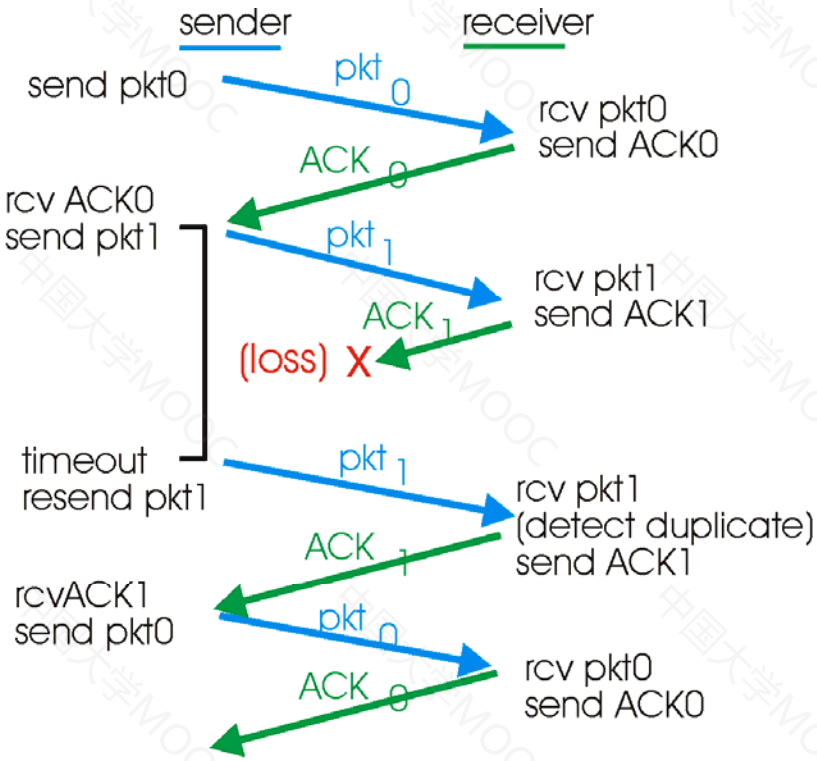


(a) operation with no loss

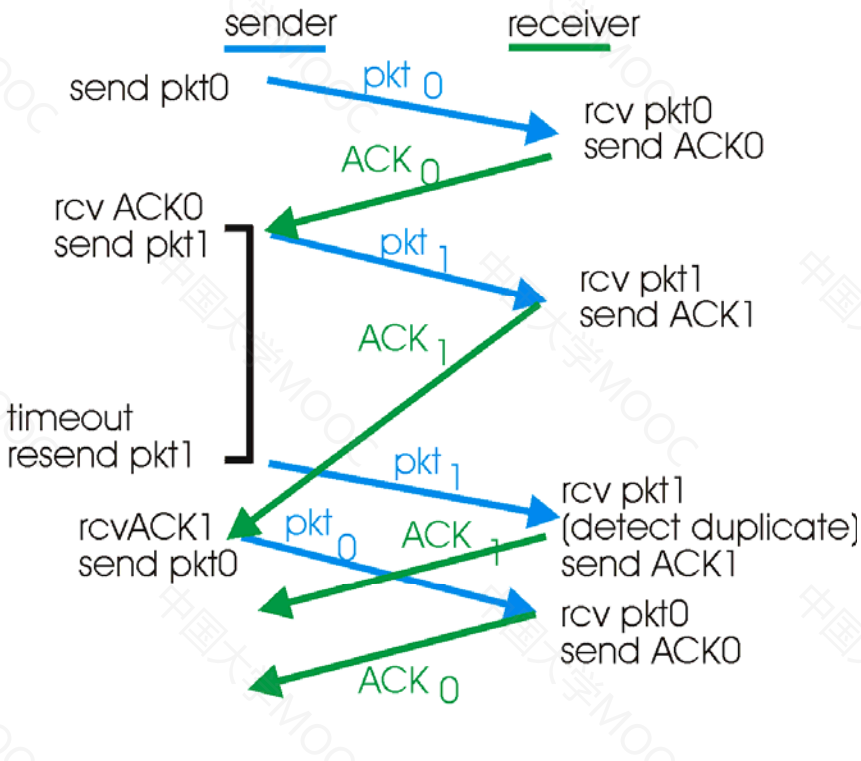


(b) lost packet

Rdt 3.0示例(2)



(c) lost ACK



(d) premature timeout

Rdt 3.0性能分析

- Rdt 3.0能够正确工作，但性能很差
- 示例：1Gbps链路，15ms端到端传播延迟，1KB分组

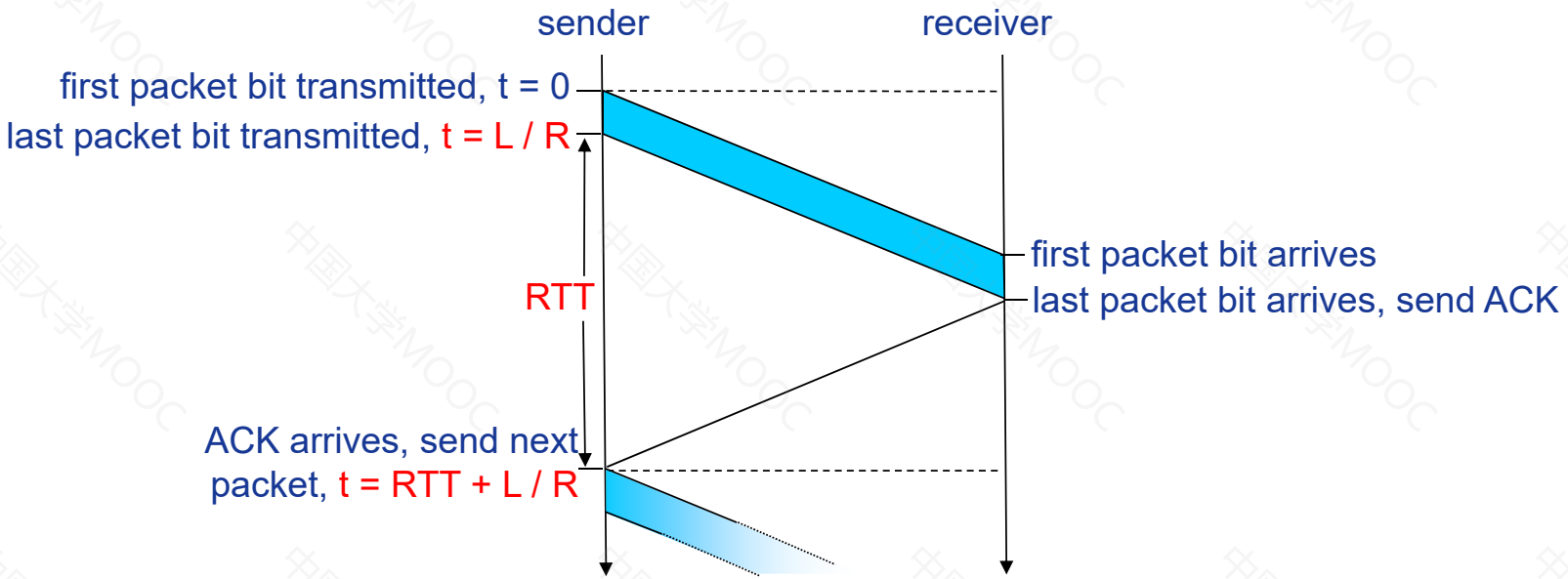
$$T_{transmit} = \frac{L \text{ (packet length in bits)}}{R \text{ (transmission rate, bps)}} = \frac{8kb/pkt}{10^9 \text{ b/sec}} = 8 \text{ microsec}$$

  - 发送方利用率：发送方发送时间百分比

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

  - 在1Gbps链路上每30毫秒才发送一个分组➔33KB/sec
  - 网络协议限制了物理资源的利用

Rdt 3.0: 停等操作

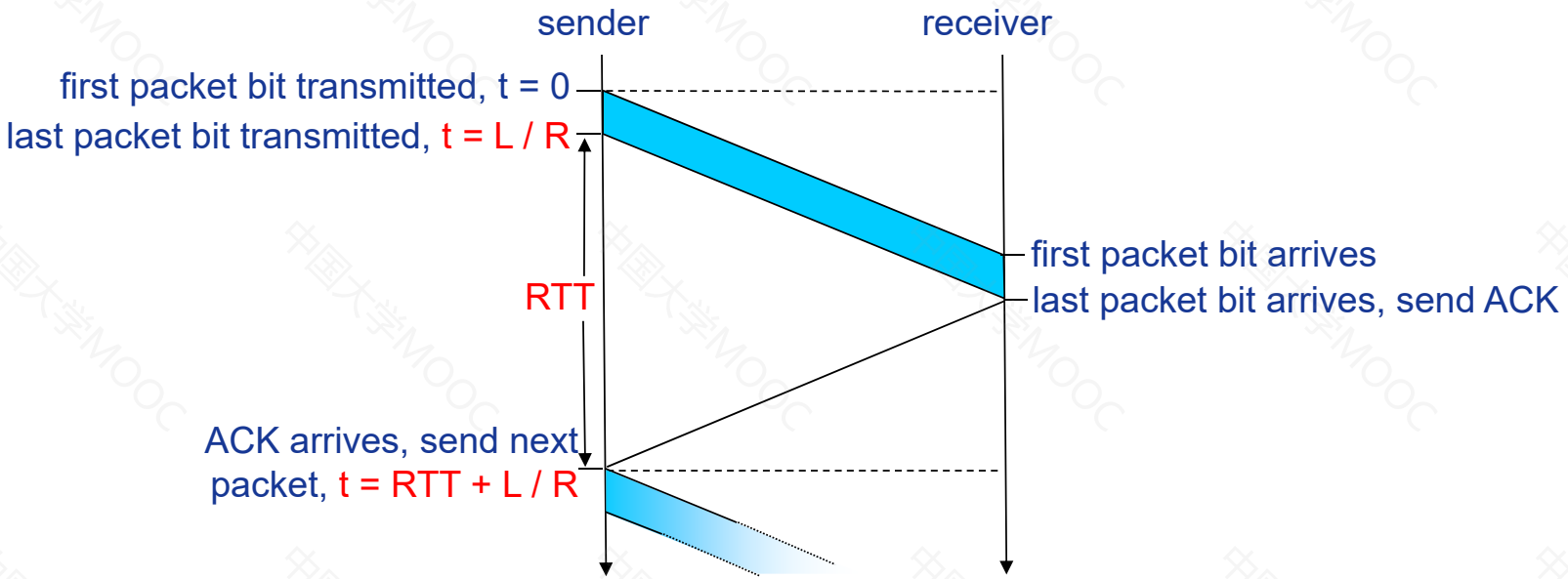


$$U_{sender} = \frac{L/R}{RTT + L/R} = \frac{.008}{30.008} = 0.00027$$

本讲主题

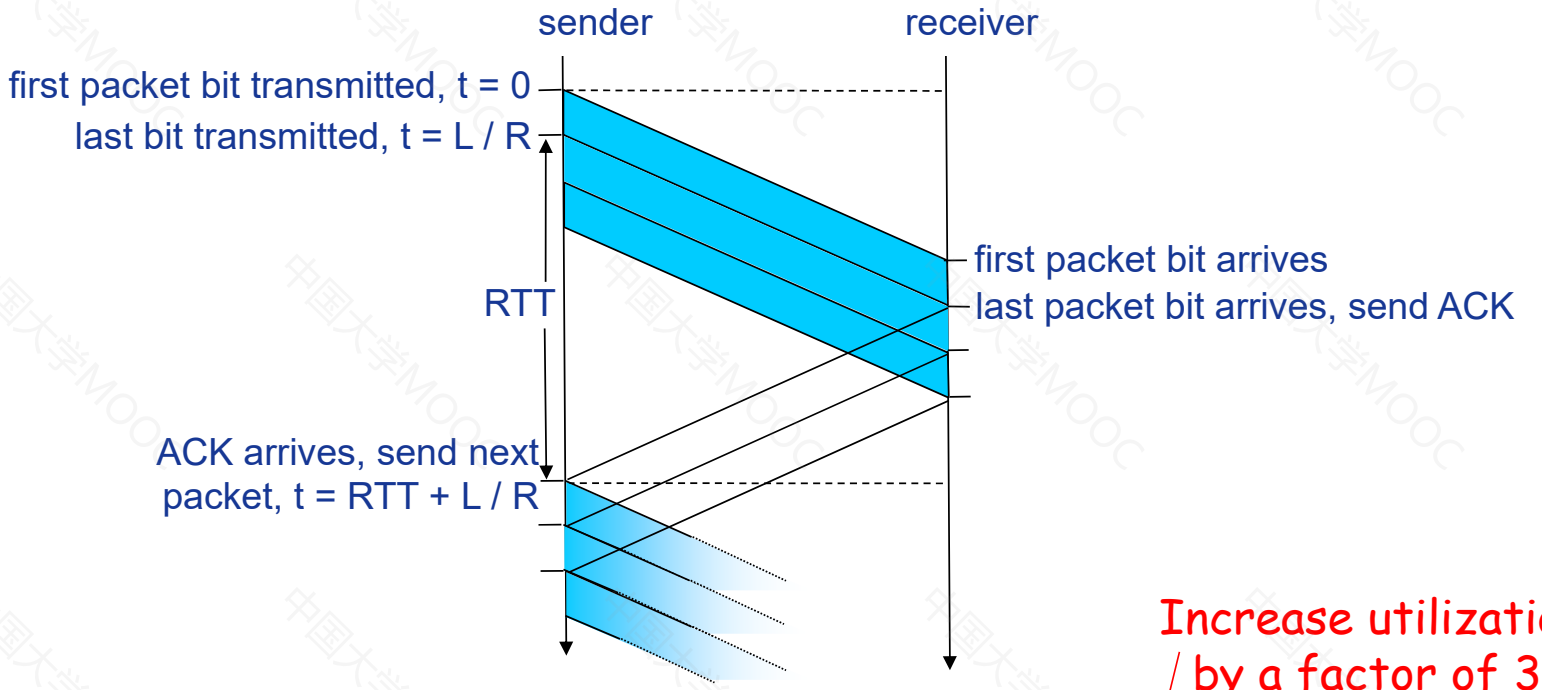
流水线机制与滑动窗口协议

Rdt 3.0: 停等操作



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

流水线机制：提高资源利用率

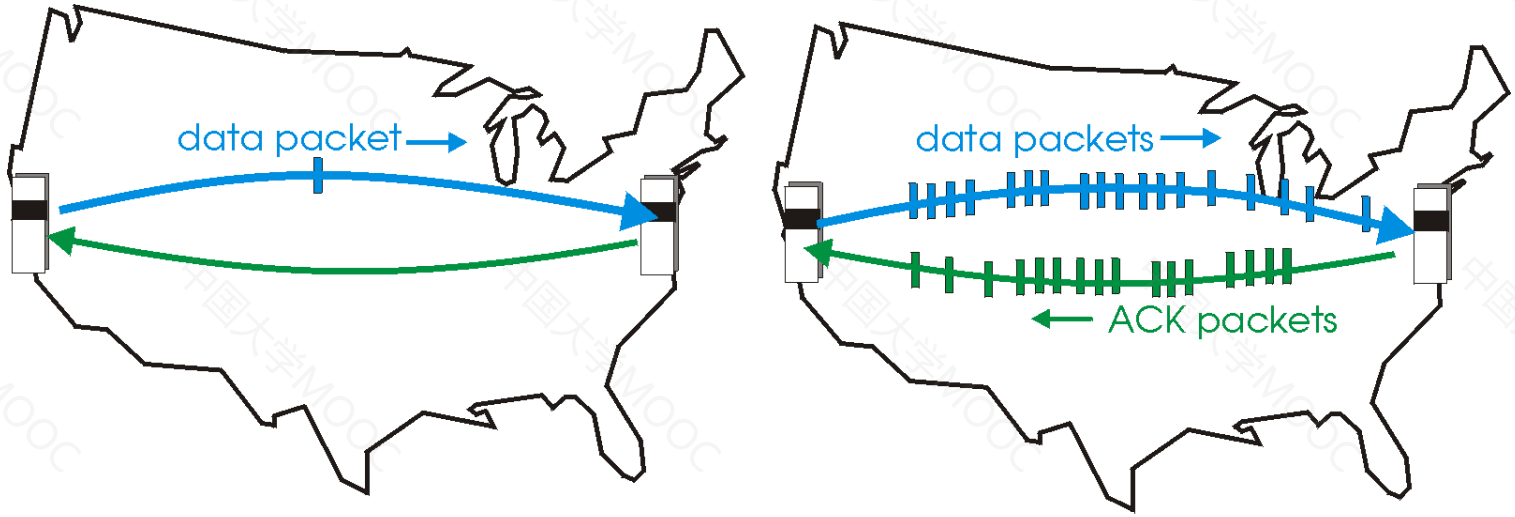


$$U_{sender} = \frac{3 * L / R}{RTT + L / R} = \frac{.024}{30.008} = 0.0008$$

Increase utilization by a factor of 3!

流水线协议

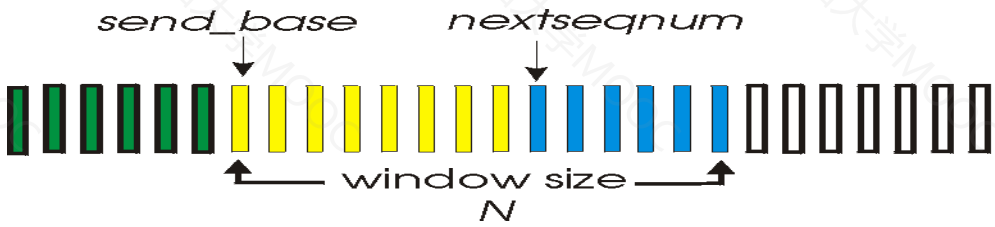
- 允许发送方在收到ACK之前连续发送多个分组
  - 更大的序列号范围
  - 发送方和/或接收方需要更大的存储空间以缓存分组



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

(b) a pipelined protocol in operation

滑动窗口协议



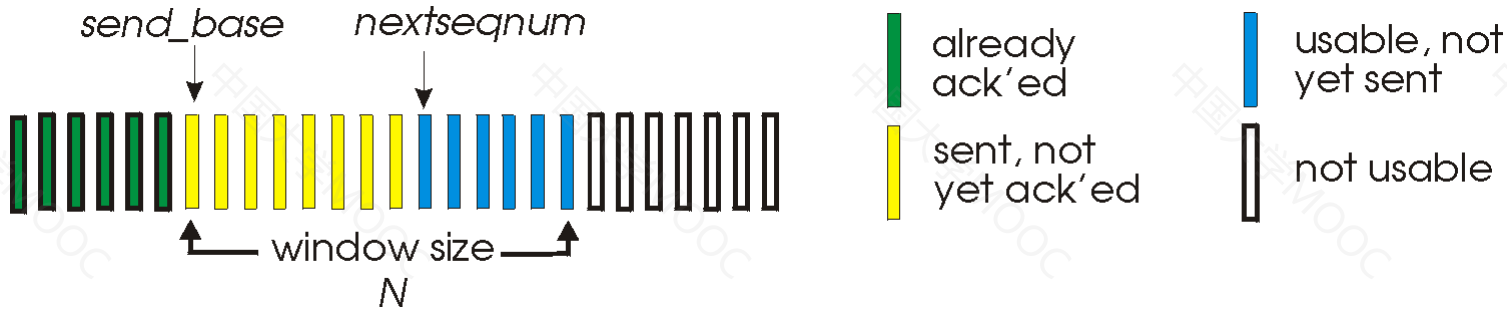
- 滑动窗口协议: Sliding-window protocol
- 窗口
  - 允许使用的序列号范围
  - 窗口尺寸为N：最多有N个等待确认的消息
- 滑动窗口
  - 随着协议的运行，窗口在序列号空间内向前滑动
- 滑动窗口协议：GBN, SR

本讲主题

Go-Back-N协议

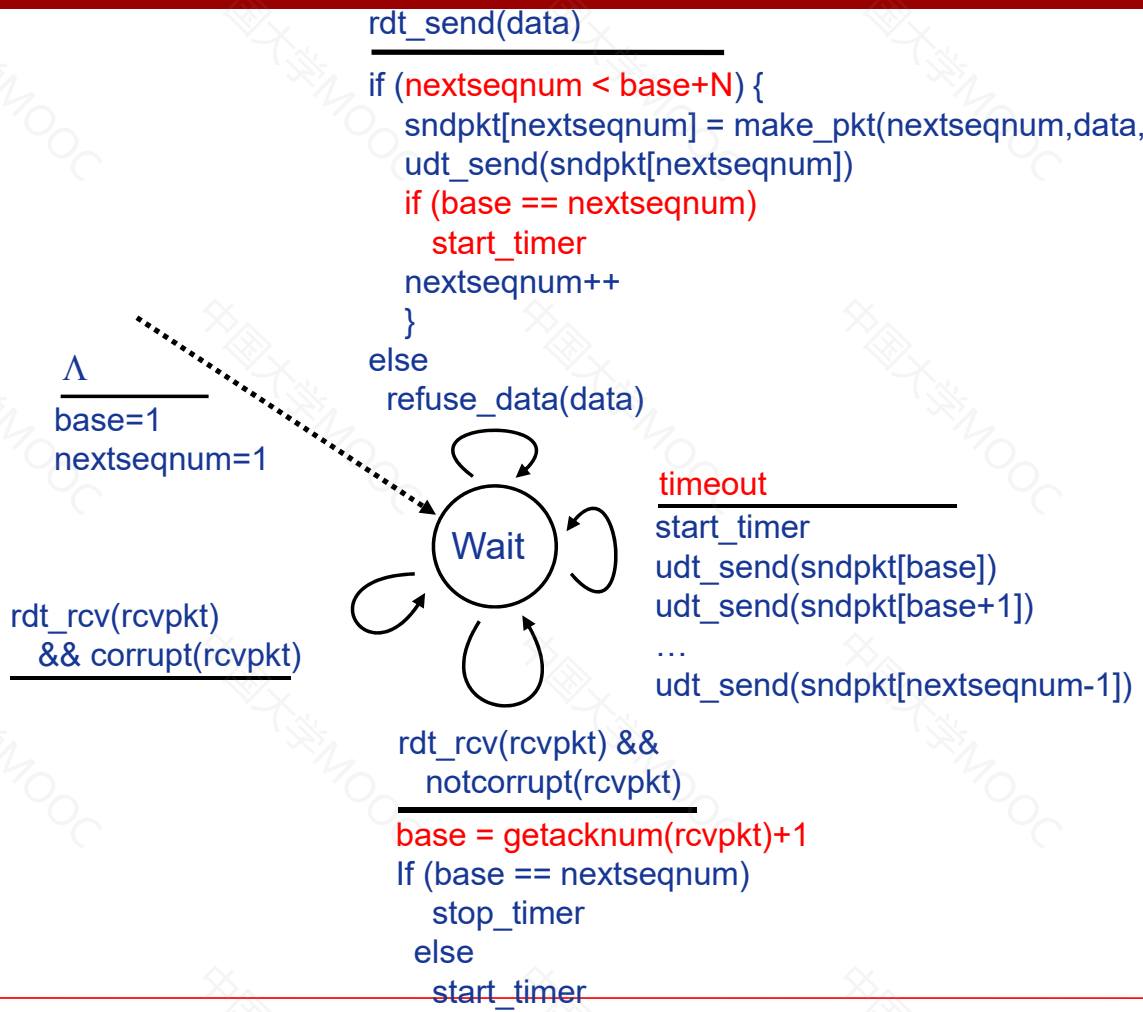
Go-Back-N(GBN)协议：发送方

- 分组头部包含k-bit序列号
- 窗口尺寸为N，最多允许N个分组未确认

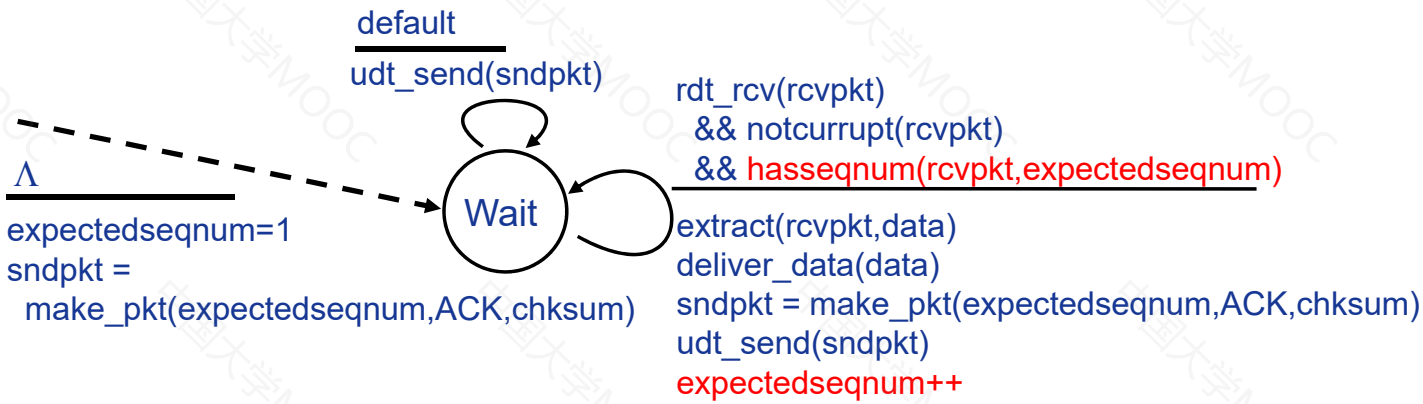


- ACK(n): 确认到序列号n(包含n)的分组均已被正确接收
  - 可能收到重复ACK
- 为空中的分组设置计时器(timer)
- 超时Timeout(n)事件：重传序列号大于等于n，还未收到ACK的所有分组

GBN: 发送方扩展FSM

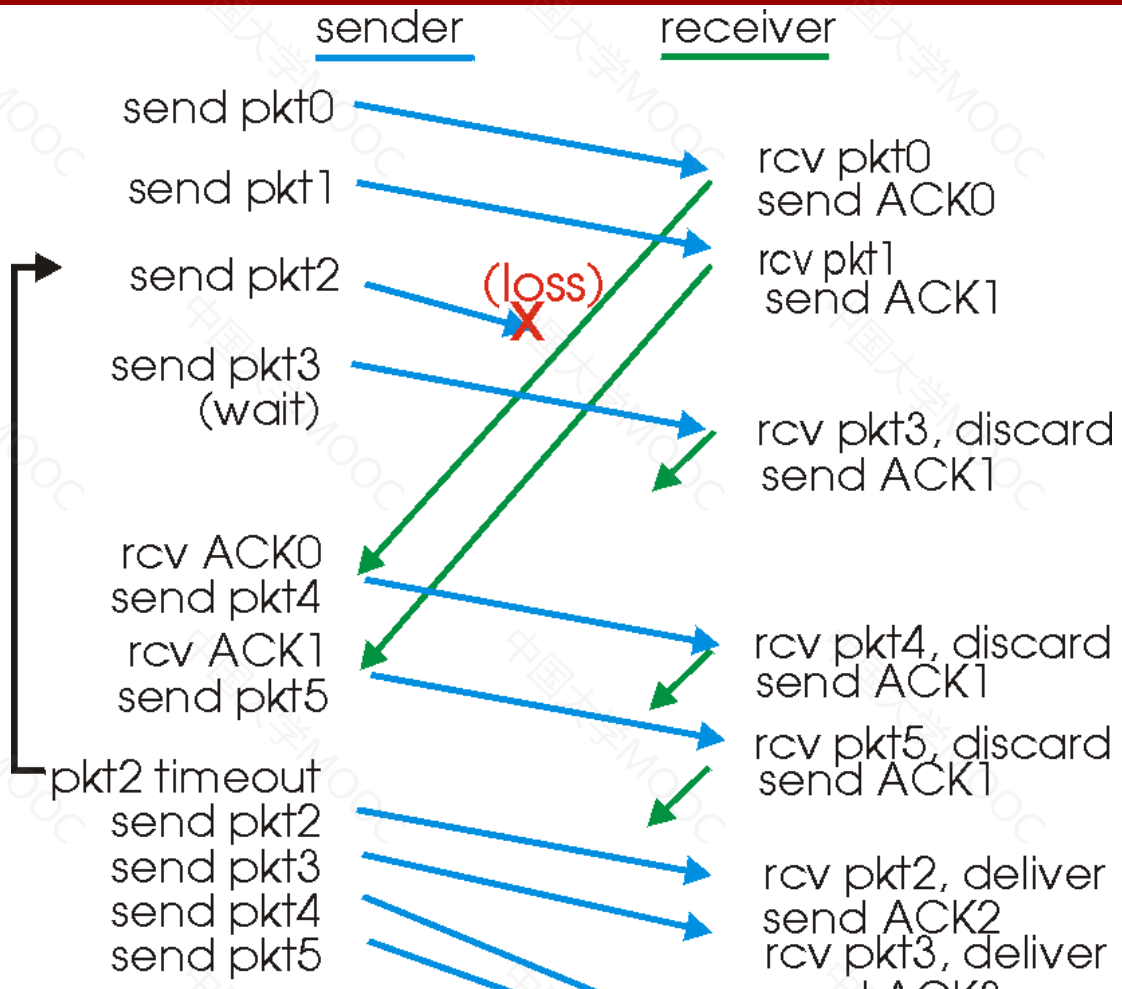


GBN: 接收方扩展FSM



- ACK机制: 发送拥有最高序列号的、已被正确接收的分组的ACK
  - 可能产生重复ACK
  - 只需要记住唯一的**expectedseqnum**
- 乱序到达的分组：
  - 直接丢弃➔接收方没有缓存
  - 重新确认序列号最大的、按序到达的分组

GBN示例


sender
receiver
send pkt0
send pkt1
send pkt2
(loss)
send pkt3
(wait)
rcv pkt0
send ACK0
rcv pkt1
send ACK1
rcv pkt3, discard
send ACK1
rcv ACK0
send pkt4
rcv ACK1
send pkt5
rcv pkt4, discard
send ACK1
rcv pkt5, discard
send ACK1
pkt2 timeout
send pkt2
send pkt3
send pkt4
send pkt5
rcv pkt2, deliver
send ACK2
rcv pkt3, deliver

练习题

- 数据链路层采用后退N帧（GBN）协议，发送方已经发送了编号为0～7的帧。当计时器超时时，若发送方只收到0、2、3号帧的确认，则发送方需要重发的帧数是多少？分别是那几个帧？

- 解：根据GBN协议工作原理，GBN协议的确认是累积确认，所以此时发送端需要重发的帧数是4个，依次分别是4、5、6、7号帧。

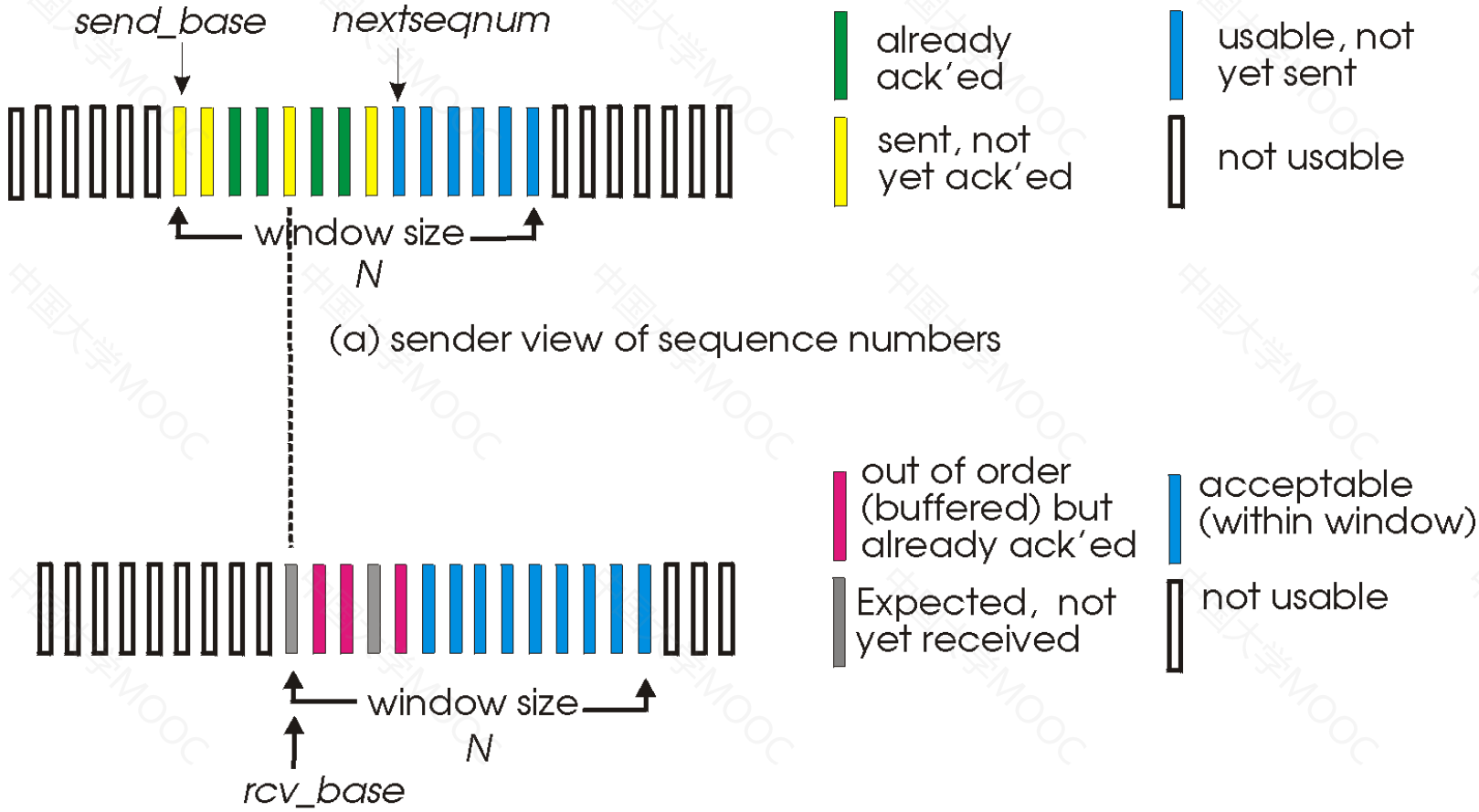
本讲主题

Selective Repeat协议

Selective Repeat协议

- GBN有什么缺陷？
- 接收方对每个分组单独进行确认
  - 设置缓存机制，缓存乱序到达的分组
- 发送方只重传那些没收到ACK的分组
  - 为每个分组设置定时器
- 发送方窗口
  - N个连续的序列号
  - 限制已发送且未确认的分组

Selective Repeat：发送方 / 接收方窗口



SR协议

sender

data from above :

- if next available seq # in window, send pkt

timeout(n):

- resend pkt n, restart timer

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

- mark pkt n as received
- if n smallest unACKed pkt, advance window base to next unACKed seq #

receiver

pkt n in [rcvbase, rcvbase+N-1]

- send ACK(n)
- out-of-order: buffer
- in-order: deliver (also deliver buffered, in-order pkts), advance window to next not-yet-received pkt

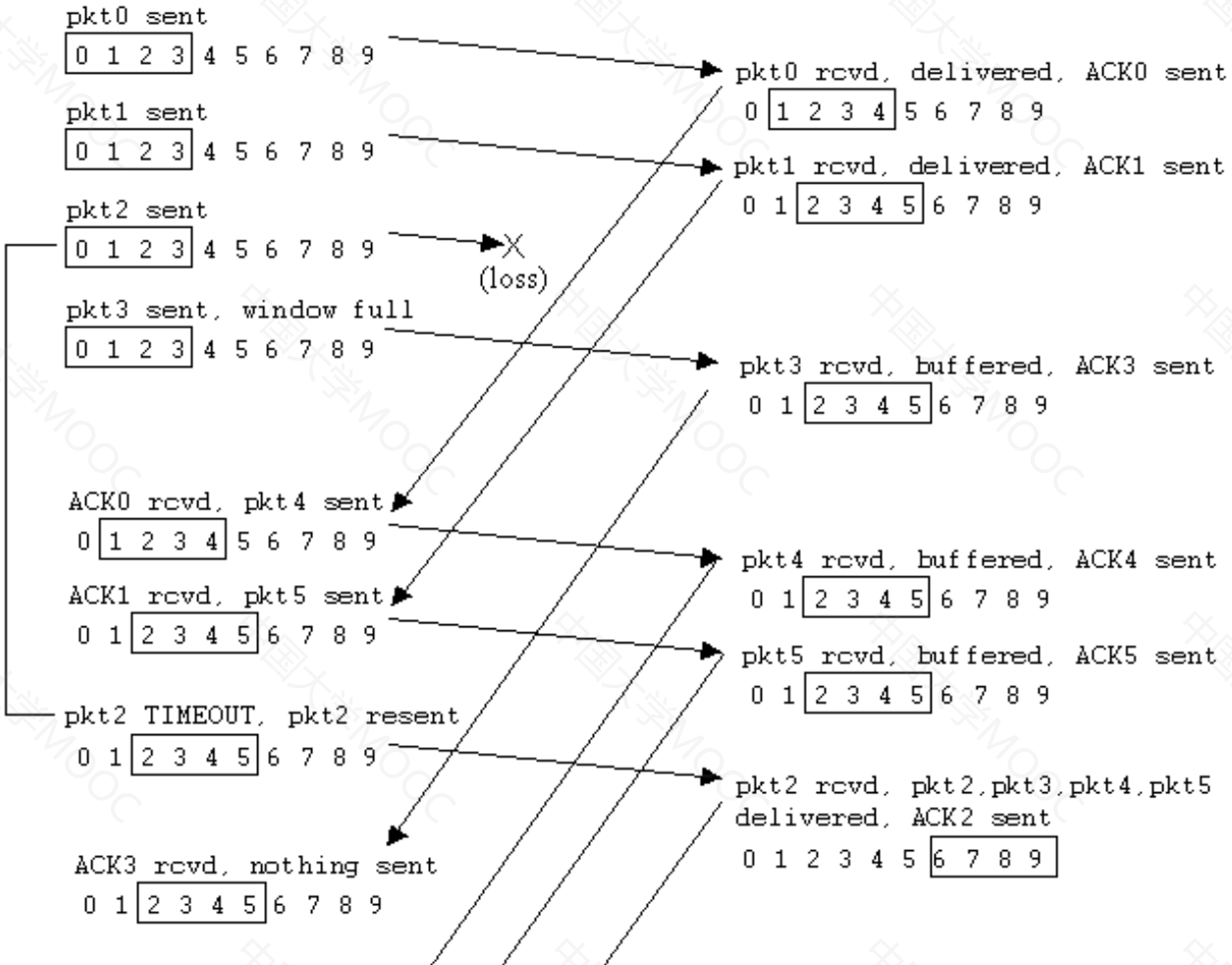
pkt n in [rcvbase-N,rcvbase-1]

- ACK(n)

otherwise:

- ignore

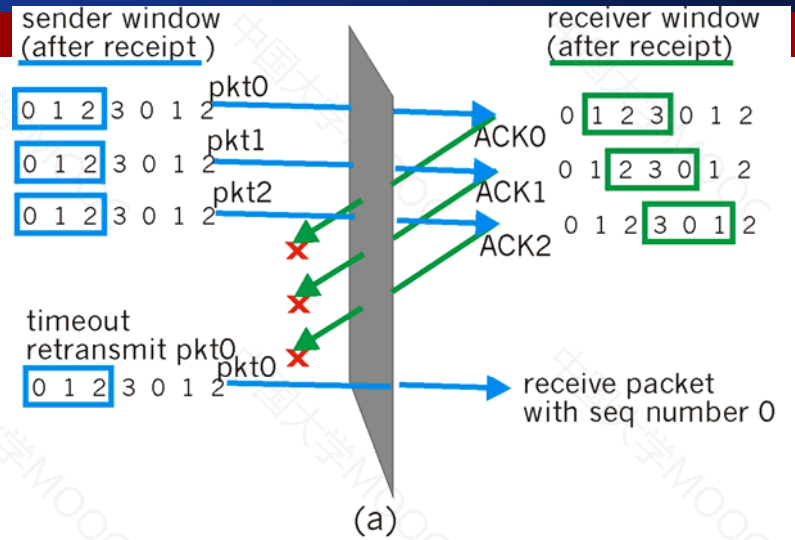
SR协议示例

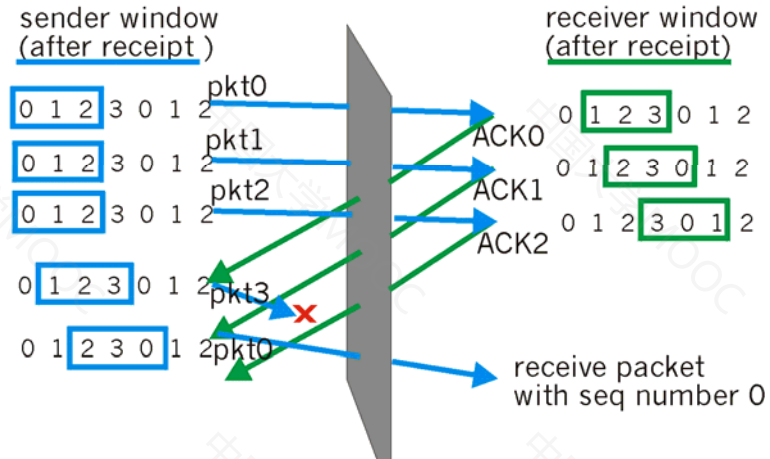

pkt0 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt1 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt2 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
X
(loss)
pkt3 sent, window full
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
ACK0 rcvd, pkt4 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
ACK1 rcvd, pkt5 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt2 TIMEOUT, pkt2 resent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
ACK3 rcvd, nothing sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt0 rcvd, delivered, ACK0 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt1 rcvd, delivered, ACK1 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt3 rcvd, buffered, ACK3 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt4 rcvd, buffered, ACK4 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt5 rcvd, buffered, ACK5 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9
pkt2 rcvd, pkt2,pkt3,pkt4,pkt5
delivered, ACK2 sent
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9

SR协议：困境

- 序列号: 0, 1, 2, 3
- 窗口尺寸：3
- 接收方能区分开右侧两种不同的场景吗？
- (a)中，发送方重发分组0, 接收方收到后会如何处理？

- 问题：序列号空间大小与窗口尺寸需满足什么关系？
  - $N_S+N_R<=2^k$





可靠数据传输原理与协议回顾

- 信道的(不可靠)特性
- 可靠数据传输的需求
- Rdt 1.0
- Rdt 2.0, rdt 2.1, rdt 2.2
- Rdt 3.0
- 流水线与滑动窗口协议
- GBN
- SR