哈爾濱工業大學
HARBIN INSTITUTE OF TECHNOLOGY

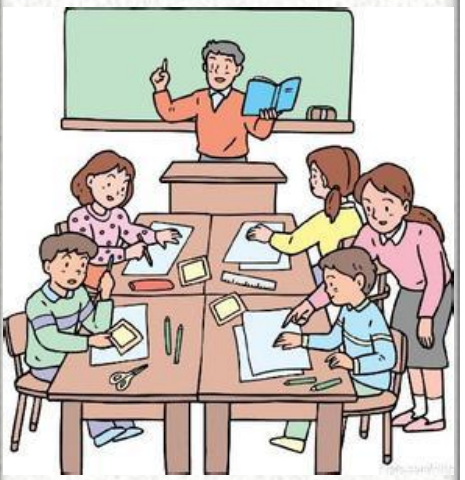
立足航天，服务国防，面向国民经济主战场

《计算机网络》

第5章 传输层

塔宏伟

主要内容



本章学习目标

- 理解传输层服务
- 理解端到端原则
- 掌握传输层复用/分解方法
- 掌握UDP协议
- 掌握TCP协议
  - TCP协议特点
  - TCP段结构
  - TCP可靠数据传输
  - TCP流量控制
  - TCP连接控制
  - TCP拥塞控制
  - TCP公平性

主要内容

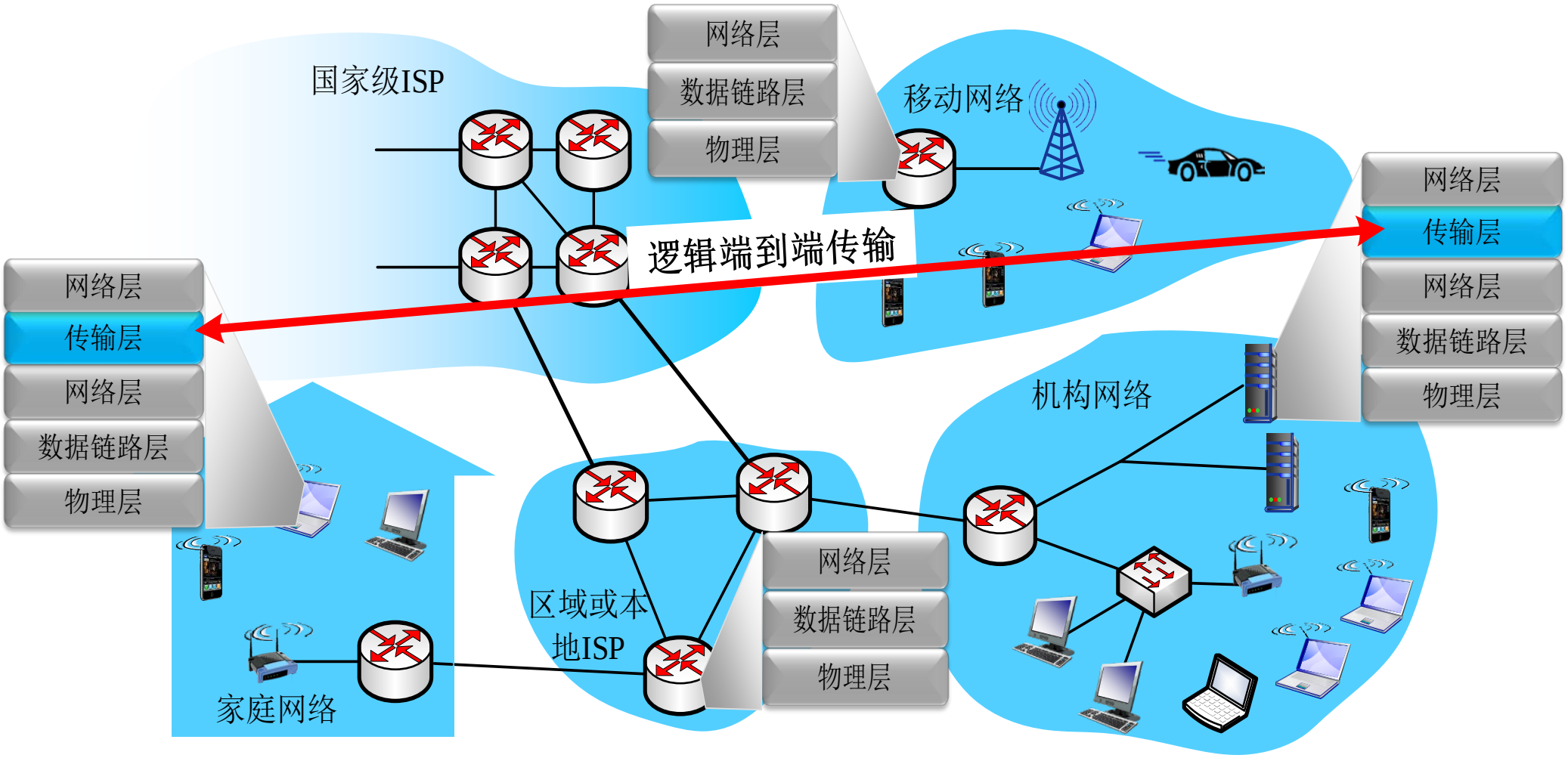
- 5.1 传输层服务
- 5.2 传输层多路复用/分用
- 5.3 UDP协议
- 5.4 TCP协议
  - 5.4.1 TCP段结构
  - 5.4.2 TCP可靠数据传输
  - 5.4.3 TCP流量控制
  - 5.4.4 TCP连接控制
  - 5.4.5 TCP拥塞控制
  - 5.4.6 TCP性能

哈爾濱工業大學
HARBIN INSTITUTE OF TECHNOLOGY
立足航天，服务国防，面向国民经济主战场

5.1 传输层服务

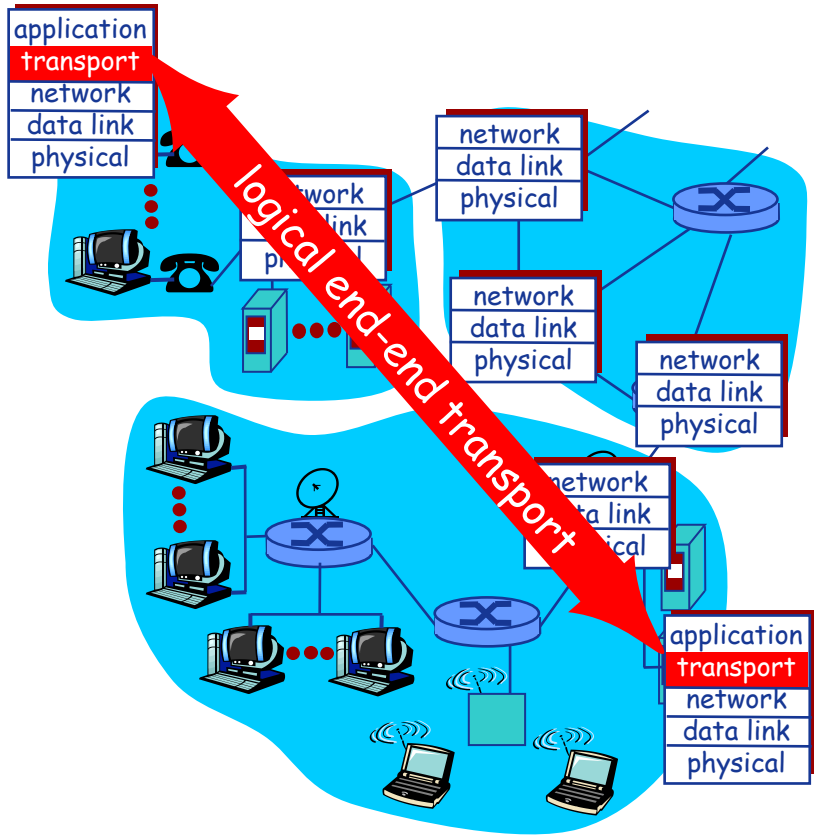
塔宏伟

传输层？


国家级ISP
网络层
数据链路层
物理层
移动网络
逻辑端到端传输
网络层
传输层
网络层
数据链路层
物理层
网络层
传输层
网络层
数据链路层
物理层
机构网络
区域或本地ISP
网络层
数据链路层
物理层
家庭网络

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的TCP
  - Internet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

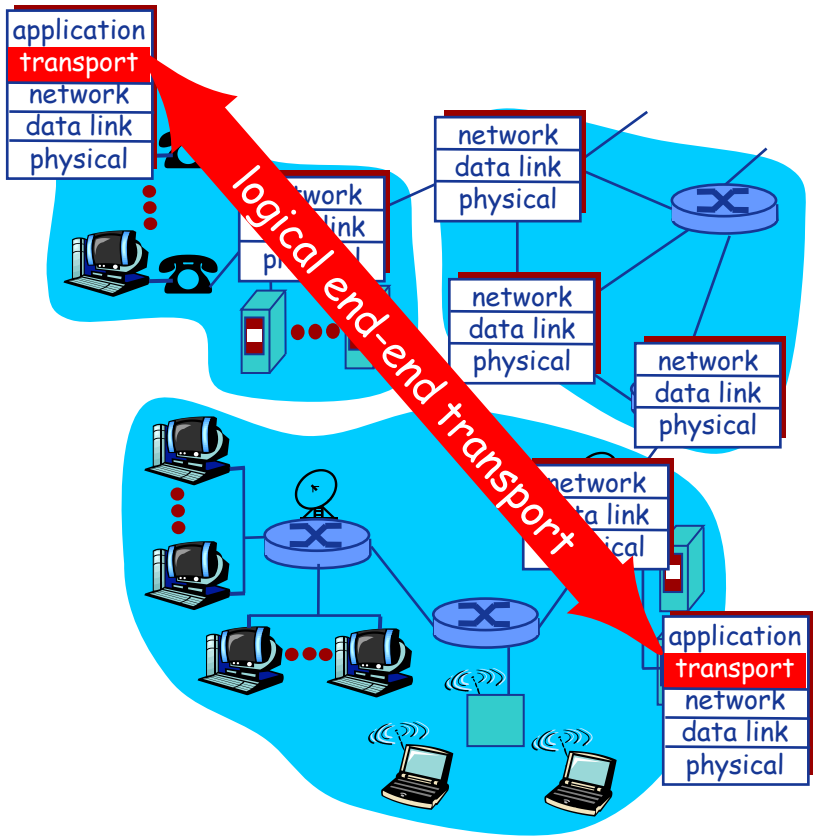
家庭类比:

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



哈爾濱工業大學
HARBIN INSTITUTE OF TECHNOLOGY
立足航天，服务国防，面向国民经济主战场

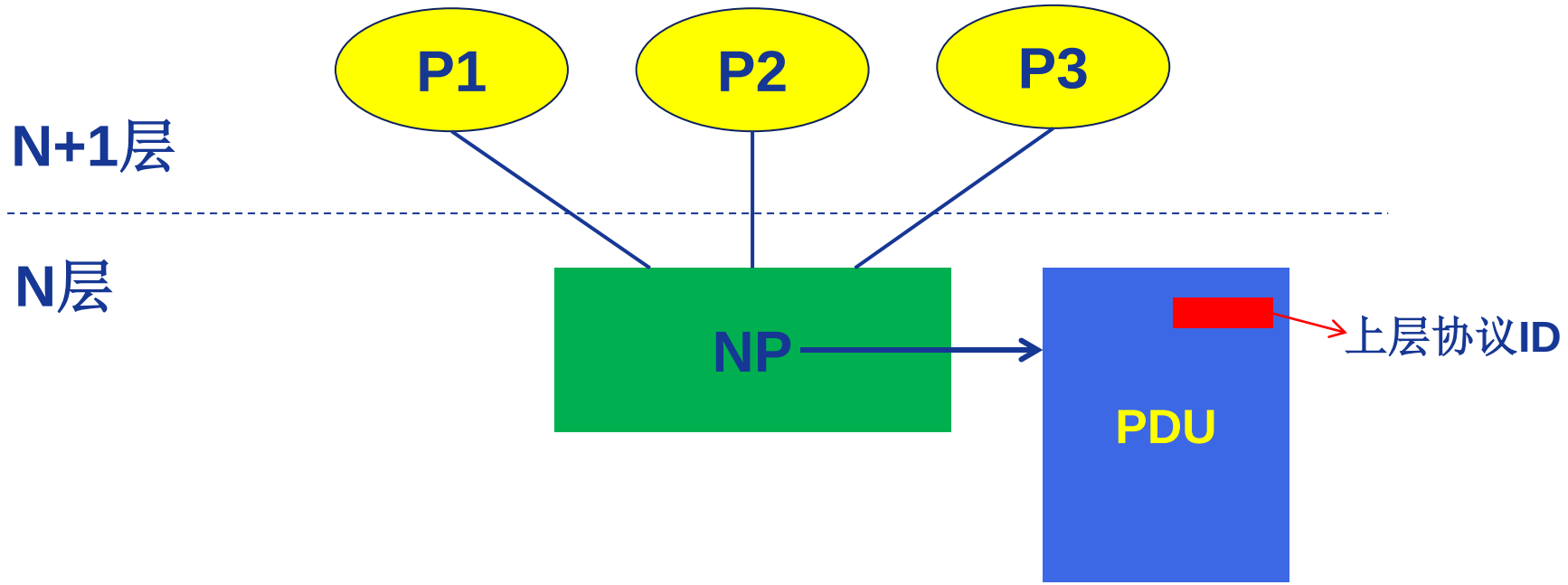
5.2 传输层多路复用 / 分用

堵宏伟

为什么需要多路复用/分用？

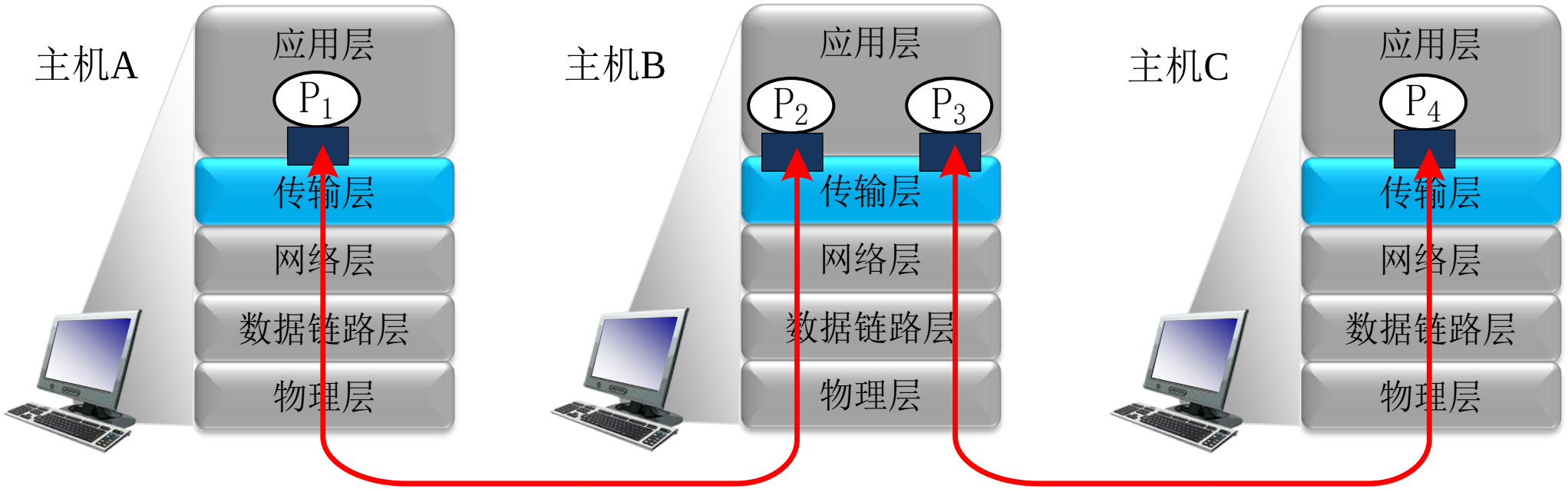
Q：为什么需要实现复用与分解？如何实现复用与分解？

A：如果某层的一个协议/实体直接为上层的多个协议/实体提供服务，则需要复用/分用



➢ 复用与分解只在传输层进行吗？

传输层多路复用/分用？



图例：进程　套接字

- 传输层如何实现复用与分解功能？
- 可能通过其他方式实现复用与分解吗？

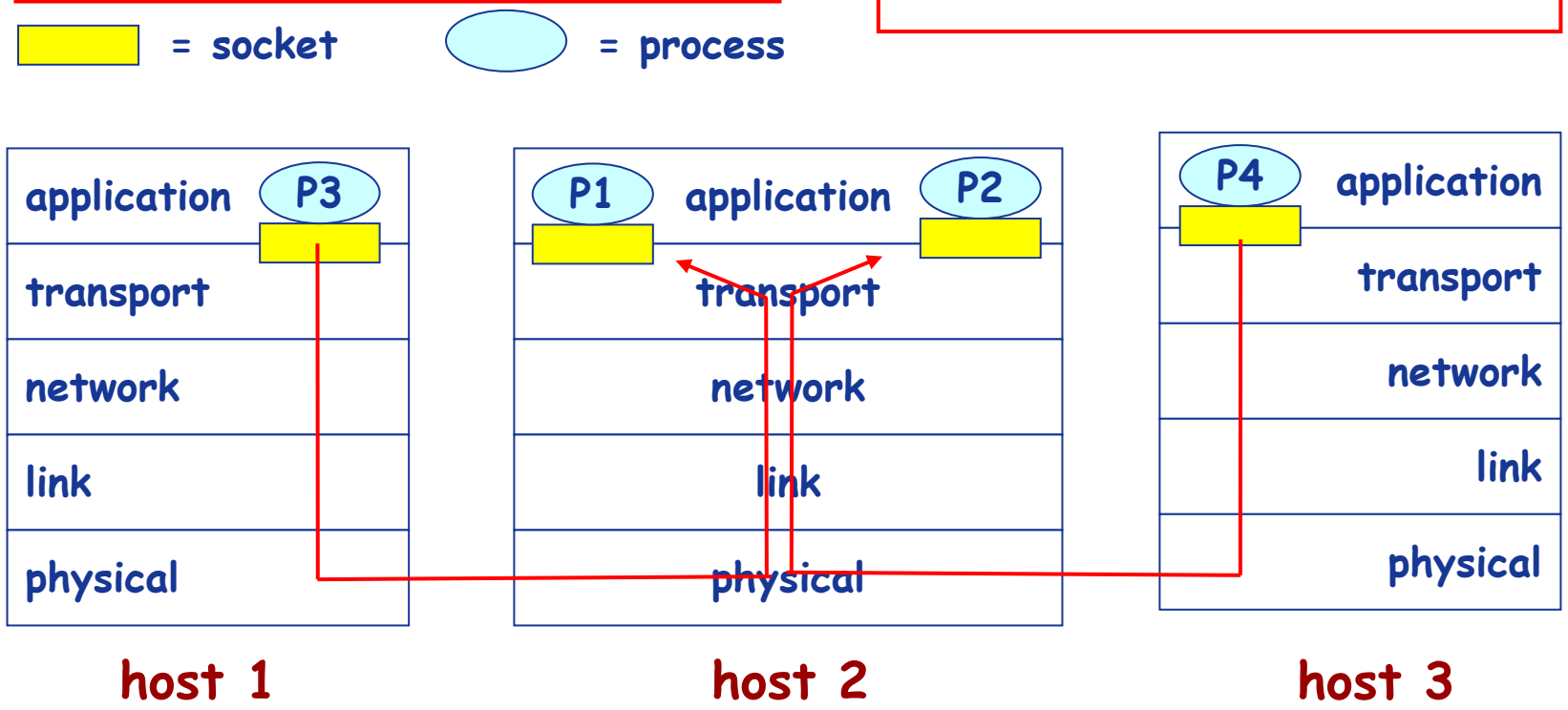
传输层多路复用/分用

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

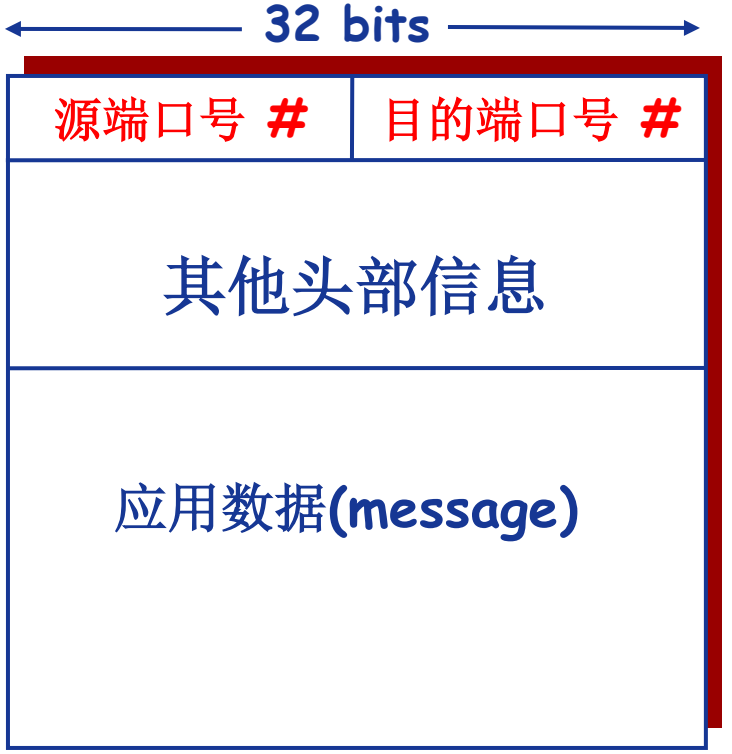
发送端进行多路复用：

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



传输层分用如何工作？

- 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

传输层无连接分用

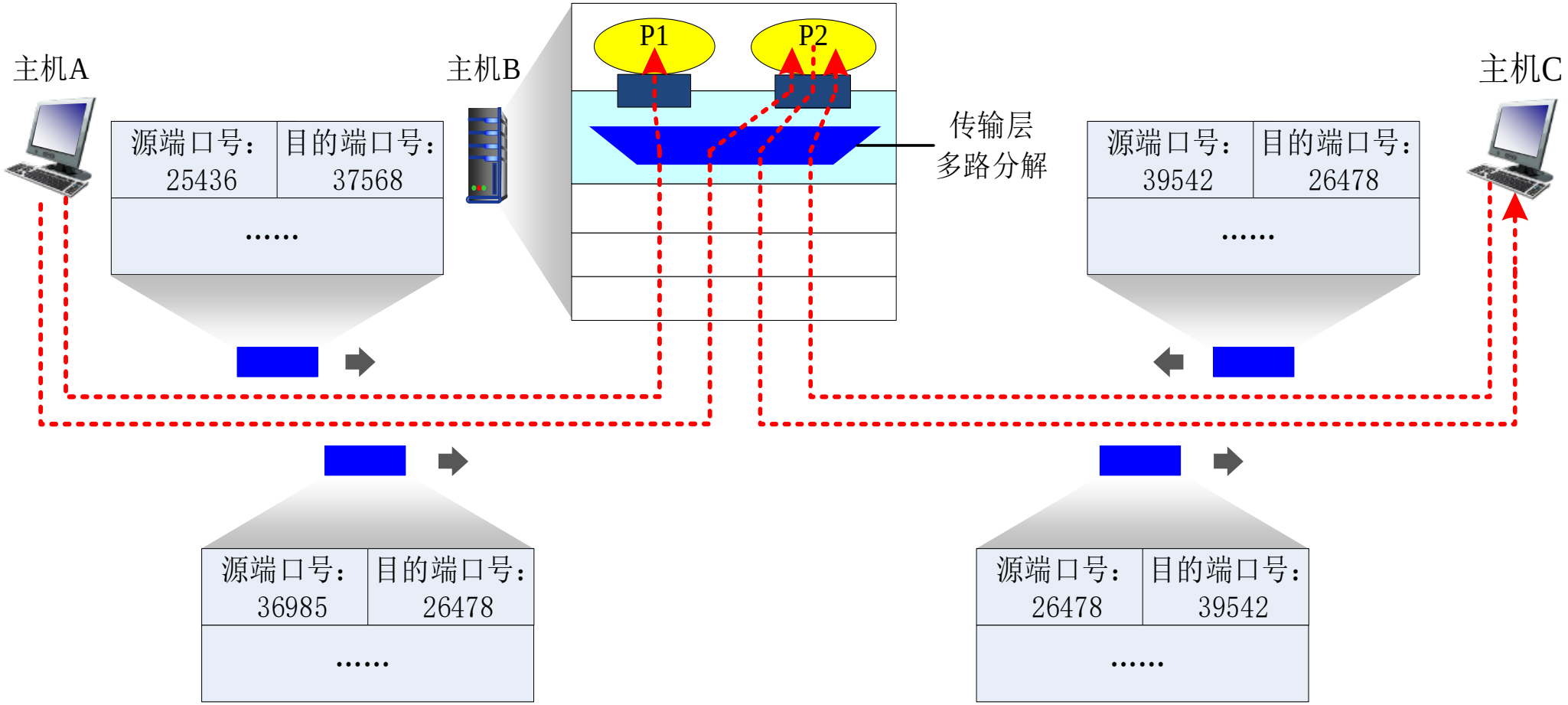
- 利用端口号创建Socket

```
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

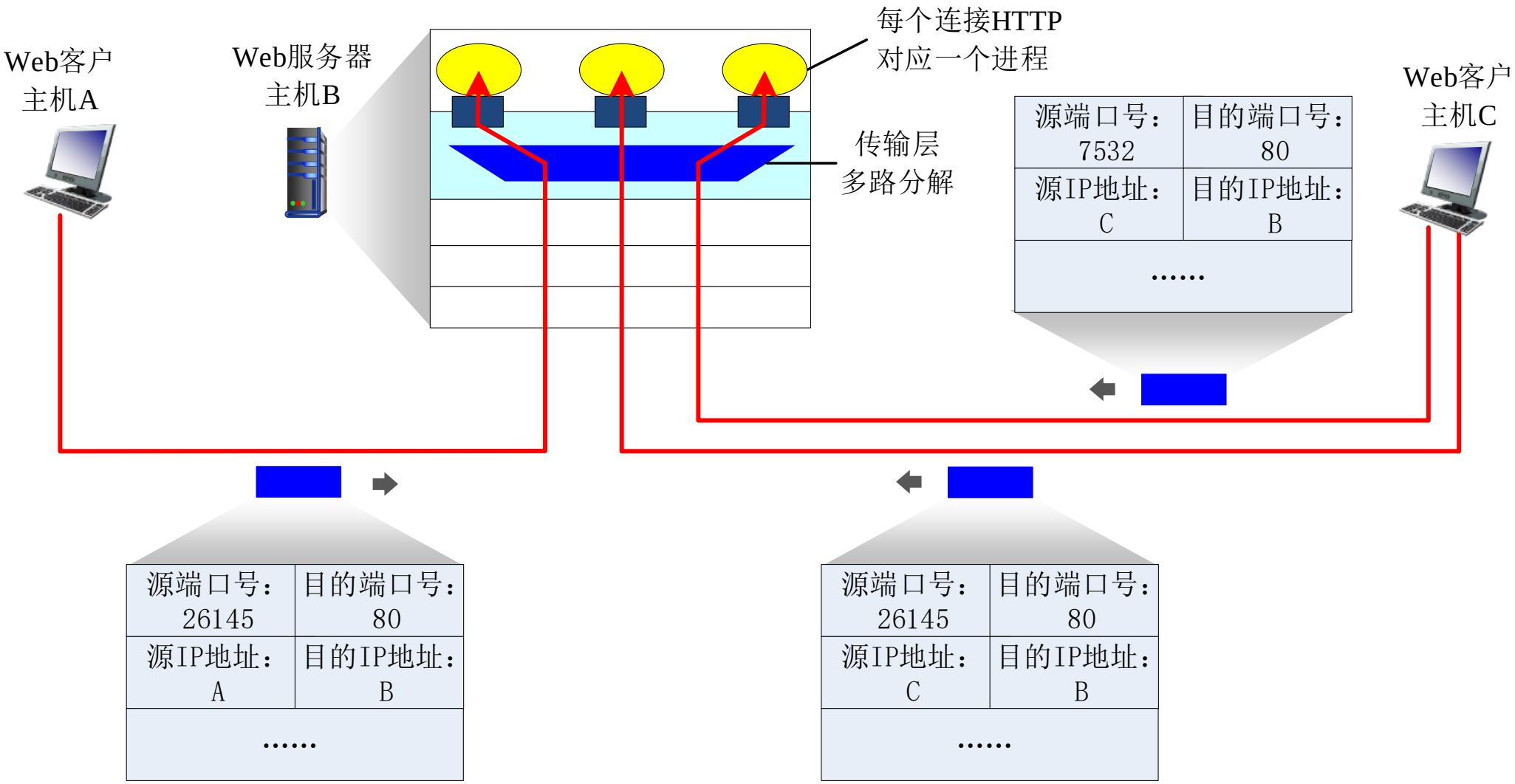
传输层无连接分用


主机A
主机B
主机C
P1
P2
传输层
多路分解
源端口号：25436
目的端口号：37568
……
源端口号：39542
目的端口号：26478
……
源端口号：36985
目的端口号：26478
……
源端口号：26478
目的端口号：39542
……

传输层面向连接的分用

- 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

传输层面向连接的分用


Web客户
主机A
Web服务器
主机B
每个连接HTTP
对应一个进程
传输层
多路分解
Web客户
主机C
源端口号：
7532
目的端口号：
80
源IP地址：
C
目的IP地址：
B
……
源端口号：
26145
目的端口号：
80
源IP地址：
A
目的IP地址：
B
……
源端口号：
26145
目的端口号：
80
源IP地址：
C
目的IP地址：
B
……

哈爾濱工業大學
HARBIN INSTITUTE OF TECHNOLOGY
立足航天，服务国防，面向国民经济主战场

5.3 UDP协议

堵宏伟

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

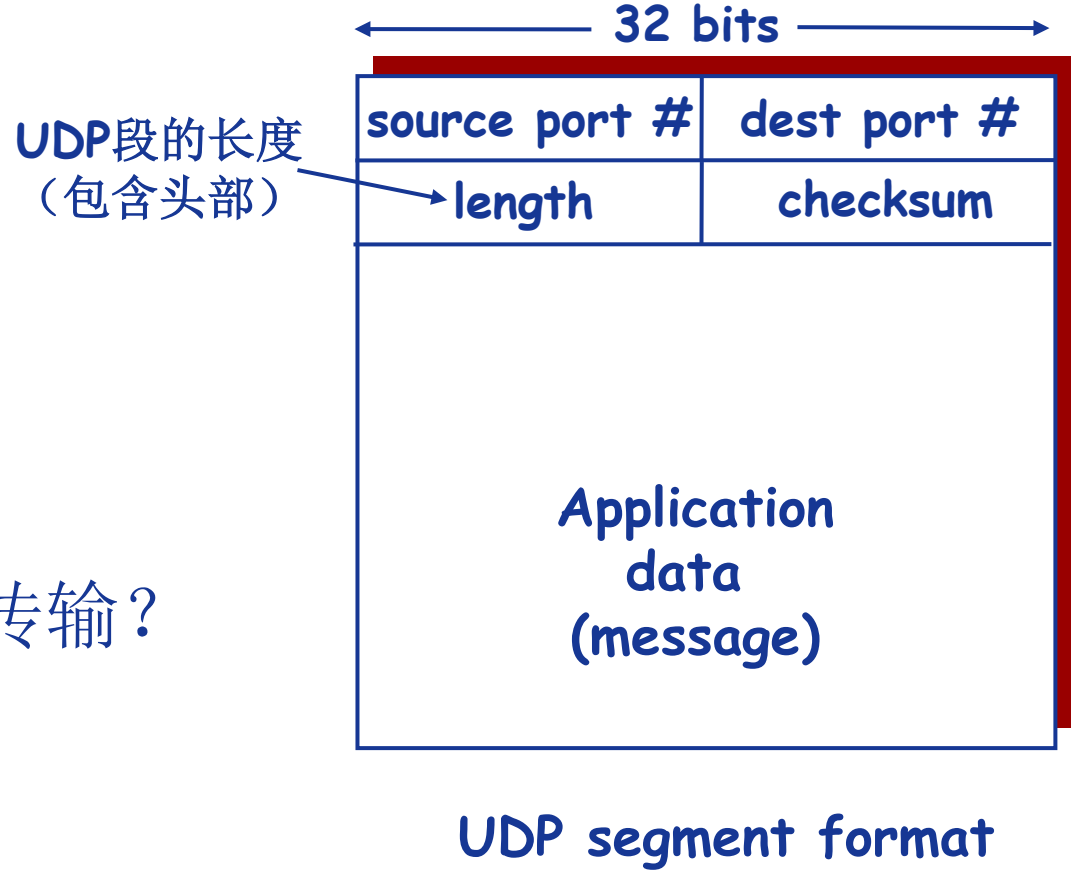
- 基于Internet IP协议
  - 复用/分用
  - 简单的错误校验
- “Best effort”服务，UDP段可能
  - 丢失
  - 非按序到达
- 无连接
  - UDP发送方和接收方之间不需要握手
  - 每个UDP段的处理独立于其他段

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

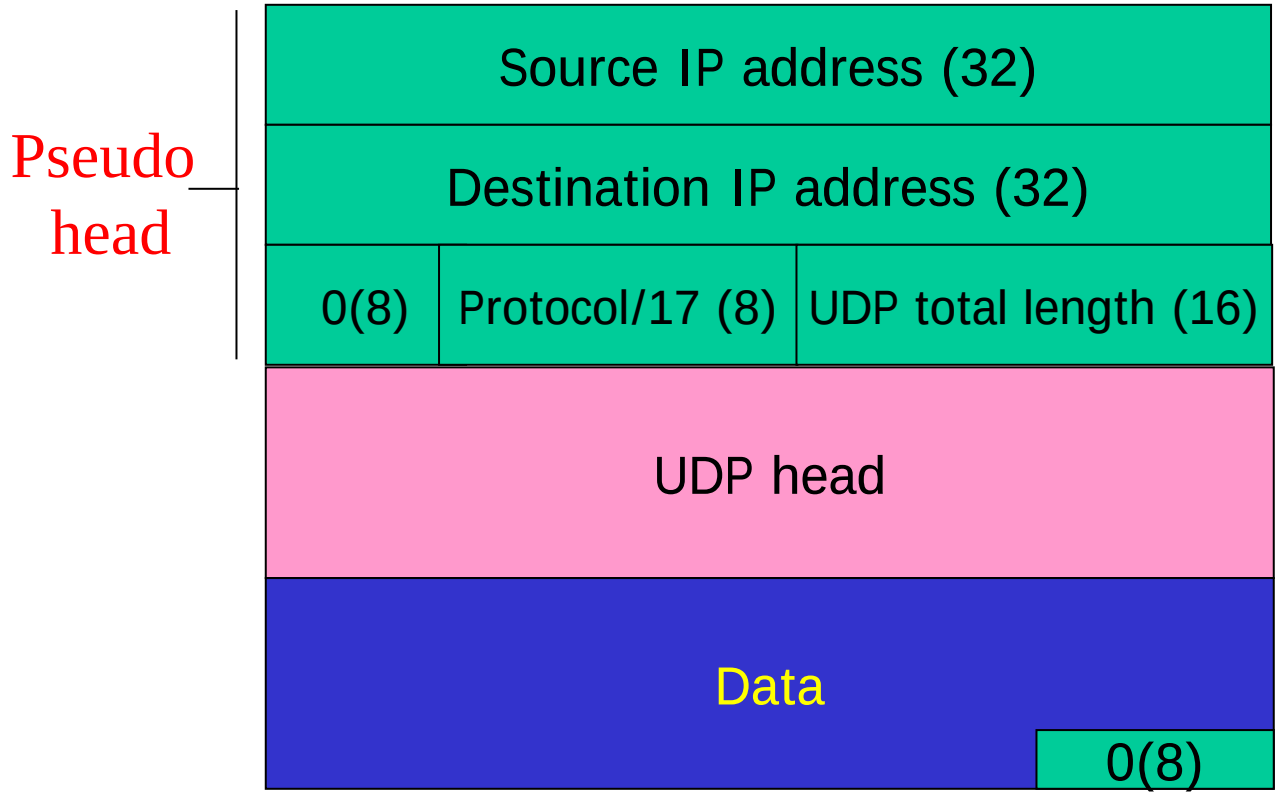
UDP校验和(checksum)

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）

UDP校验和(checksum)

- Include 3 parts:
  - Pseudo head
  - UDP head
  - Application data



校验和计算示例

- 注意：
  - 最高位进位必须被加进去
- 示例：

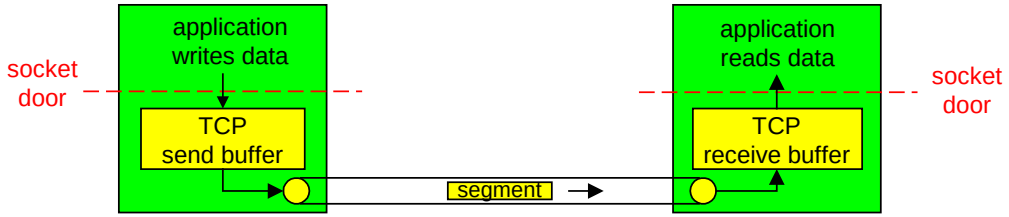
	1	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0
	1	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
wraparound	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1
sum		1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	1	0	0
checksum		0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	1

5.4 TCP协议

堵宏伟

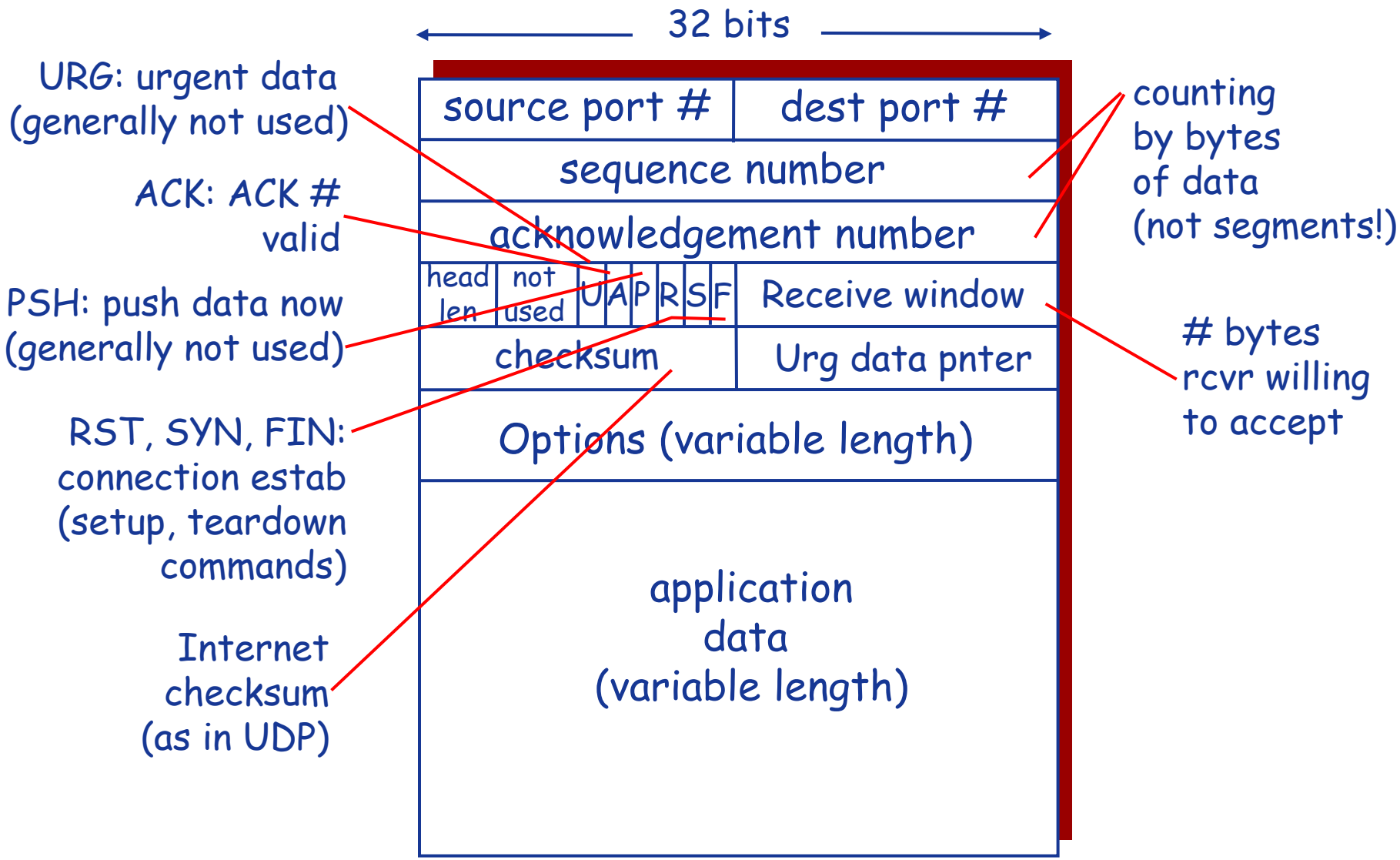
TCP概述：RFCs-793，1122，1323，2018，2581

- 点对点
  - 一个发送方，一个接收方
- 可靠的、按序字节流
- 流水线机制
  - TCP拥塞控制和流量控制机制设置窗口尺寸
- 发送方/接收方缓存



- 全双工(full-duplex)
  - 同一连接中能够传输双向数据流
- 面向连接
  - 通信双方在发送数据之前必须建立连接。
  - 连接状态只在连接的两端中维护，在沿途节点中并不维护状态。
  - TCP连接包括：两台主机上的缓存、连接状态变量、socket等
- 流量控制机制
- 拥塞控制

TCP段结构



TCP：序列号和ACK

序列号:

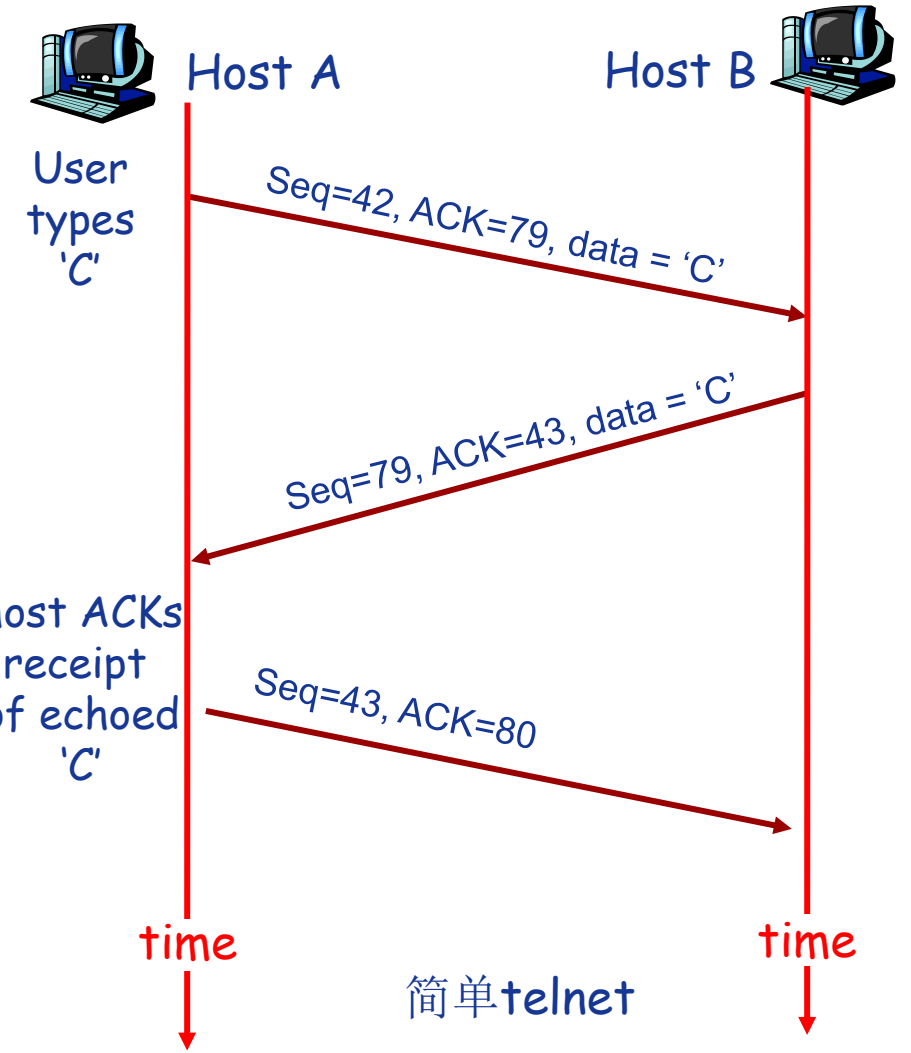
- 序列号指的是segment中第一个字节的编号，而不是segment的“连续”编号
- 建立TCP连接时，双方随机选择序列号

ACKs:

- 希望接收到的下一个字节的序列号
- 累计确认：该序列号之前的所有字节均已被正确接收到

Q: 接收方如何处理乱序到达的Segment?

- **A:** TCP规范中没有规定，由TCP的实现者做出决策



TCP可靠数据传输概述

- TCP在IP层提供的不可靠服务基础上实现可靠数据传输服务
- 流水线机制
- 累积确认
- TCP使用单一重传定时器
- 触发重传的事件
  - 超时
  - 收到重复ACK
- 渐进式

TCP RTT和超时

- **问题**：如何设置定时器的超时时间？
- 大于RTT
  - 但是RTT是变化的
- 过短：
  - 不必要的重传
- 过长：
  - 对段丢失时间反应慢

- **问题**：如何估计RTT？
- SampleRTT: 测量从段发出去到收到ACK的时间
  - 忽略重传
- SampleRTT变化
  - 测量多个SampleRTT，求平均值，形成RTT的估计值EstimatedRTT

$$EstimatedRTT = (1-\alpha)*EstimatedRTT + \alpha*SampleRTT$$

指数加权移动平均

α典型值：0.125

TCP RTT和超时

定时器超时时间的设置:

- **EstimatedRTT + “安全边界”**
- **EstimatedRTT变化大➔较大的边界**

测量RTT的变化值: SampleRTT与EstimatedRTT的差值

```
DevRTT = (1- β)*DevRTT +
          β *|SampleRTT-EstimatedRTT|

(typically, β = 0.25)
```

定时器超时时间的设置：

```
TimeoutInterval = EstimatedRTT + 4*DevRTT
```

TCP发送方事件

从应用层收到数据

- 创建Segment
- 序列号是Segment第一个字节的编号
- 开启计时器
- 设置超时时间：TimeOutInterval

超时

- 重传引起超时的Segment
- 重启定时器

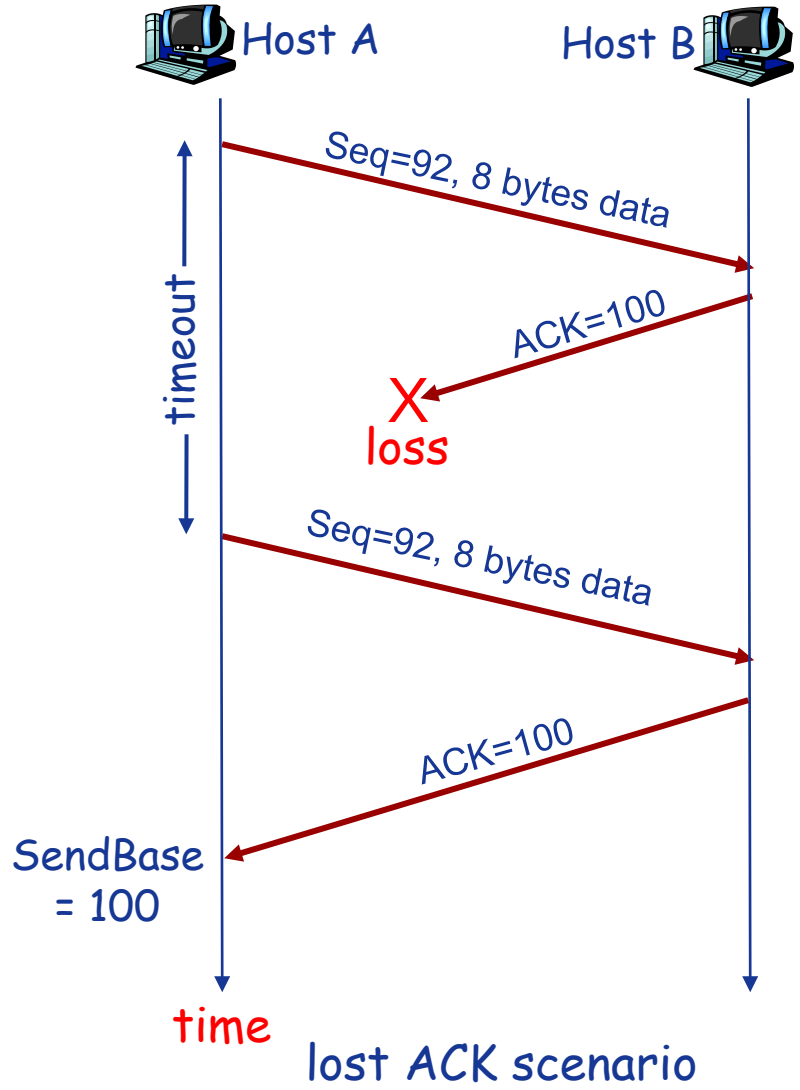
收到ACK

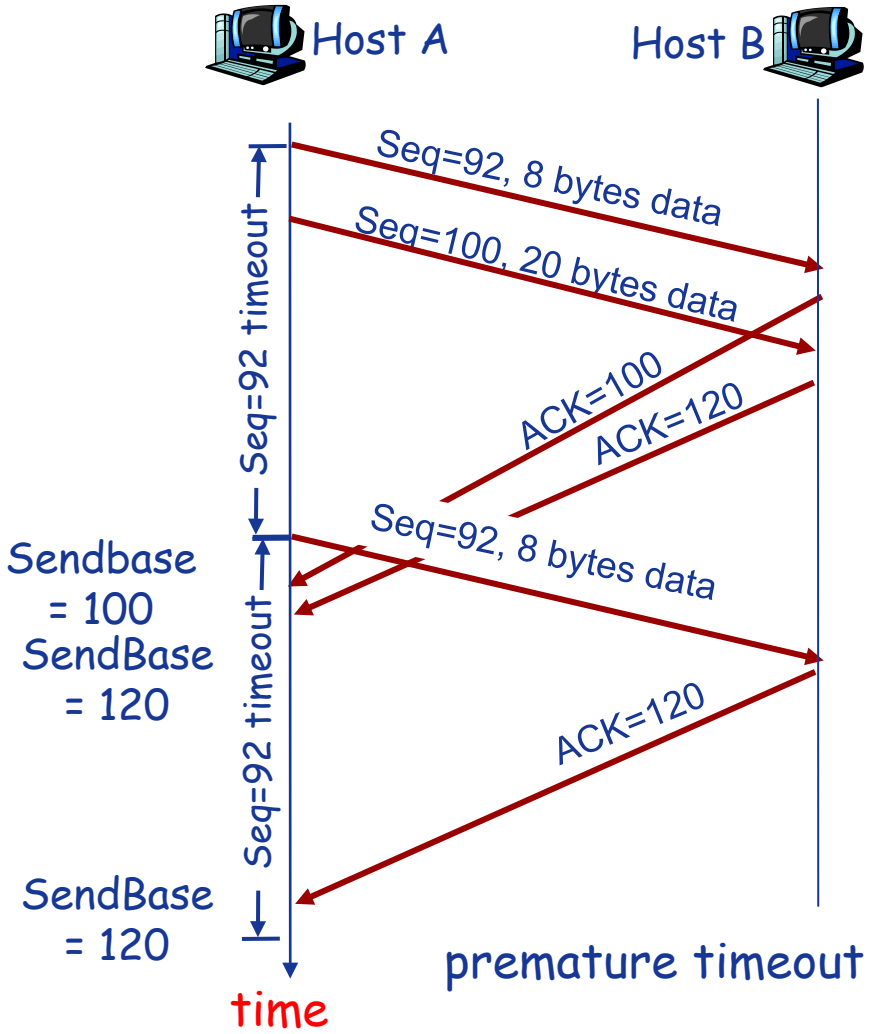
- 如果确认此前未确认的Segment
  - 更新SendBase
  - 如果窗口中还有未被确认的分组，重新启动定时器

TCP发送端程序

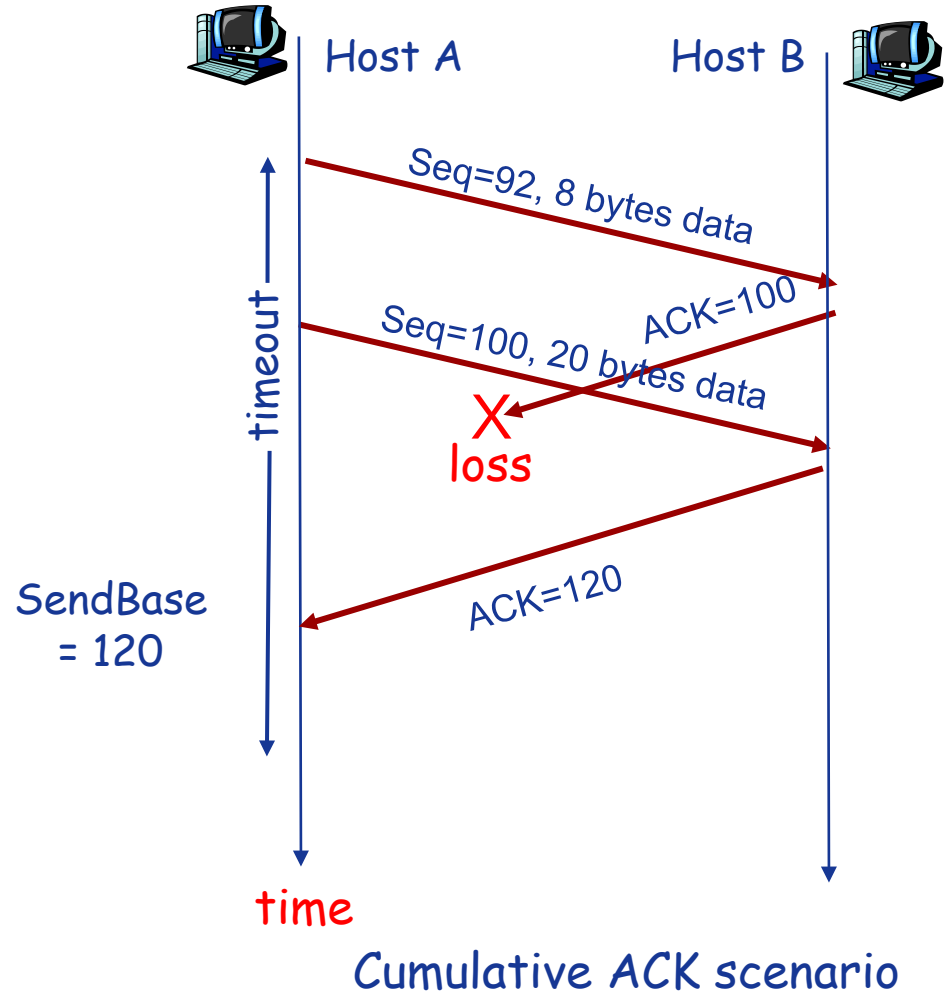
```
NextSeqNum = InitialSeqNum
SendBase = InitialSeqNum
 loop (forever) {
   switch(event)
   event: data received from application above
        create TCP segment with sequence number NextSeqNum
        if (timer currently not running)
             start timer
        pass segment to IP
        NextSeqNum = NextSeqNum + length(data)

    event: timer timeout
        retransmit not-yet-acknowledged segment with
              smallest sequence number
        start timer

    event: ACK received, with ACK field value of y
        if (y > SendBase) {
             SendBase = y
            if (there are currently not-yet-acknowledged segments)
                  start timer
            }
 }  /* end of loop forever */
```

TCP重传示例





TCP重传示例



Cumulative ACK scenario

TCP ACK生成：RFC 1122, RFC 2581

Event at Receiver	TCP Receiver action
Arrival of in-order segment with expected seq #. All data up to expected seq # already ACKed	Delayed ACK. Wait up to 500ms for next segment. If no next segment, send ACK
Arrival of in-order segment with expected seq #. One other segment has ACK pending	Immediately send single cumulative ACK, ACKing both in-order segments
Arrival of out-of-order segment higher-than-expect seq. # . Gap detected	Immediately send *duplicate ACK*, indicating seq. # of next expected byte
Arrival of segment that partially or completely fills gap	Immediate send ACK, provided that segment startsat lower end of gap

快速重传机制

- TCP的实现中，如果发生超时，超时时间间隔将重新设置，即将超时时间间隔加倍，导致其很大
  - 重发丢失的分组之前要等待很长时间
- 通过重复ACK检测分组丢失
  - Sender会背靠背地发送多个分组
  - 如果某个分组丢失，可能会引发多个重复的ACK
- 如果sender收到对同一数据的3个ACK，则假定该数据之后的段已经丢失
  - **快速重传**：在定时器超时之前即进行重传

快速重传算法

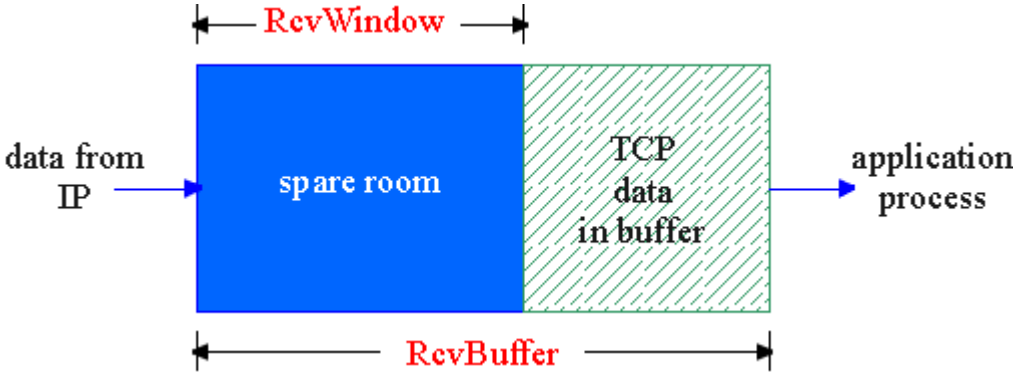

```
event: ACK received, with ACK field value of y
            if (y > SendBase) {
                SendBase = y
                if (there are currently not-yet-acknowledged segments)
                    start timer
            }
            else {
                increment count of dup ACKs received for y
                if (count of dup ACKs received for y = 3) {
                    resend segment with sequence number y
                }
```

a duplicate ACK for already ACKed segment

fast retransmit

TCP流量控制

- 接收方为TCP连接分配buffer



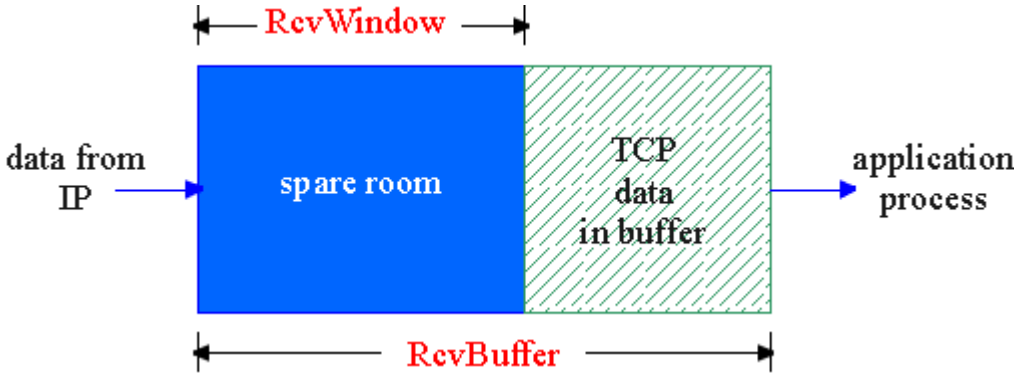
- 上层应用可能处理buffer中数据的速度较慢

flow control

发送方不会传输的太多、太快以至于淹没接收方（buffer溢出）

- 速度匹配机制

TCP流量控制



(假定TCP receiver丢弃乱序的segments)

- Buffer中的可用空间(spare room)

= RcvWindow

= RcvBuffer-[LastByteRcvd - LastByteRead]

- Receiver通过在Segment的头部字段将**RcvWindow**告诉Sender
- Sender限制自己已经发送的但还未收到ACK的数据不超过接收方的空闲**RcvWindow**尺寸
- Receiver告知Sender **RcvWindow=0**,会出现什么情况?

TCP连接管理

- TCP sender和receiver在传输数据前需要建立连接
- 初始化TCP变量
  - Seq. #
  - Buffer和流量控制信息
- Client：连接发起者

```
Socket clientSocket = new Socket("hostname","port number");
```

- Server: 等待客户连接请求

```
Socket connectionSocket = welcomeSocket.accept();
```

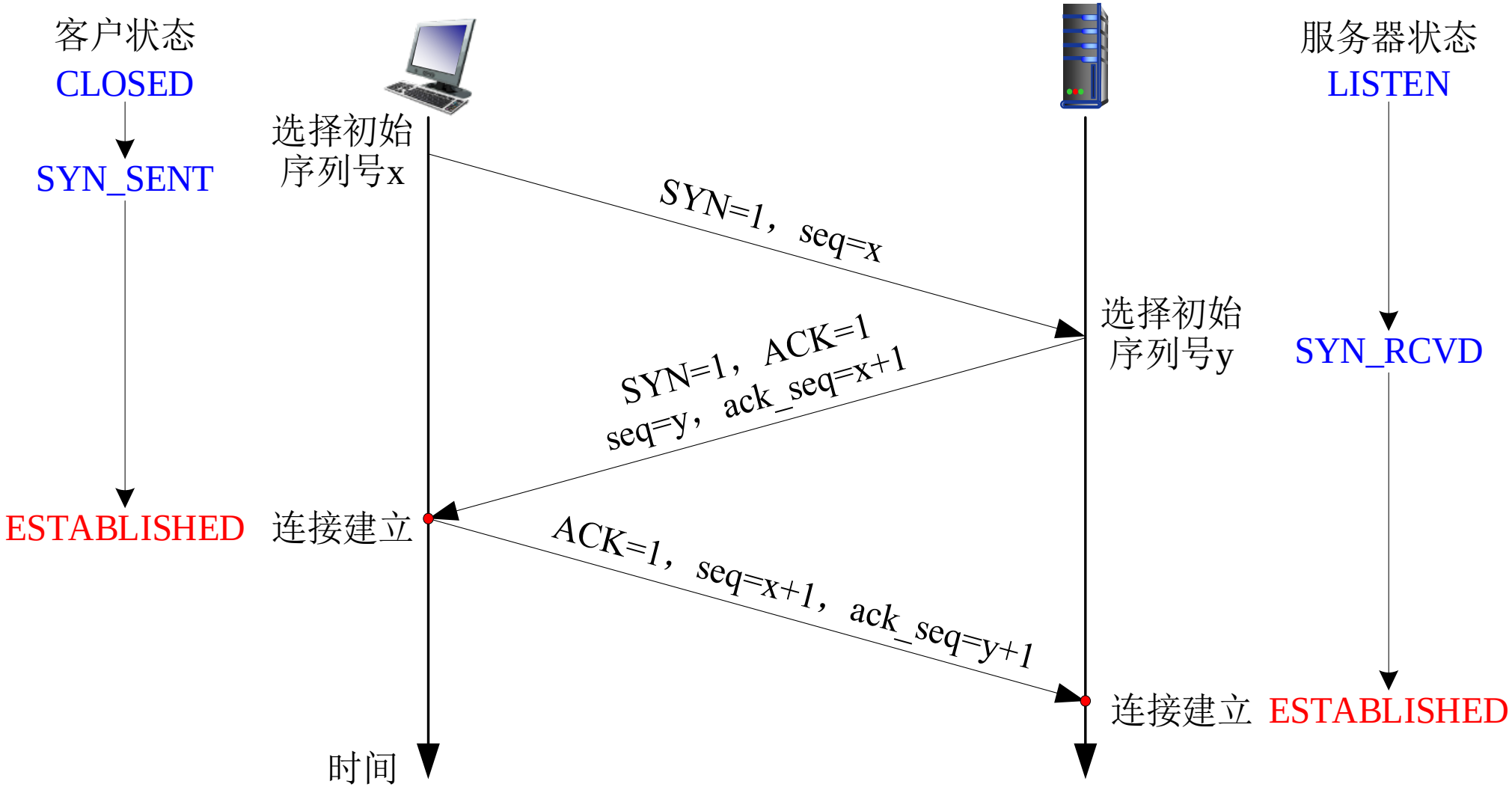
Three way handshake:

Step 1: client host sends TCP SYN segment to server
- specifies initial seq #
- no data

Step 2: server host receives SYN, replies with SYNACK segment
- server allocates buffers
- specifies server initial seq. #

Step 3: client receives SYNACK, replies with ACK segment, which may contain data

TCP连接管理：建立



TCP连接管理：关闭

Closing a connection:

client closes socket: `clientSocket.close();`

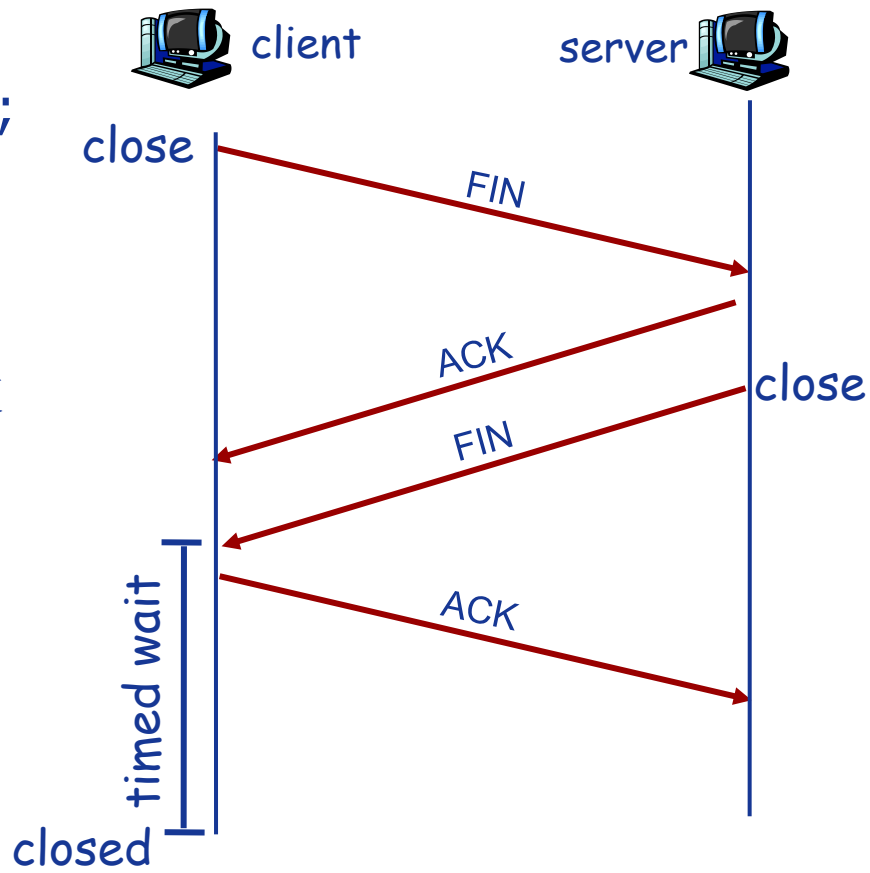
Step 1: client向server发送TCP FIN 控制 segment

Step 2: server 收到FIN, 回复ACK. 关闭连接, 发送FIN.

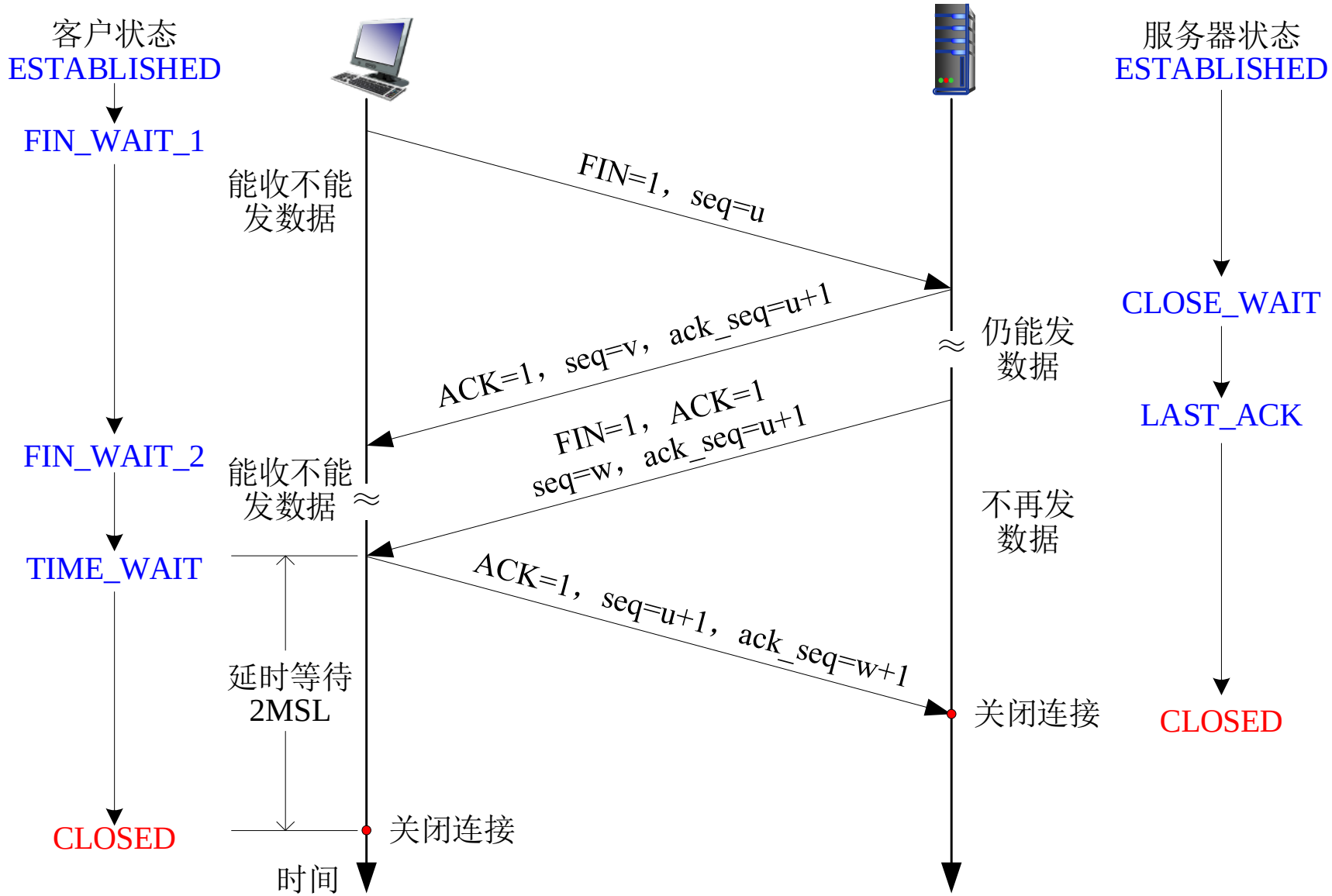
Step 3: client 收到FIN, 回复ACK.

- 进入“等待” –如果收到FIN，会重新发送ACK

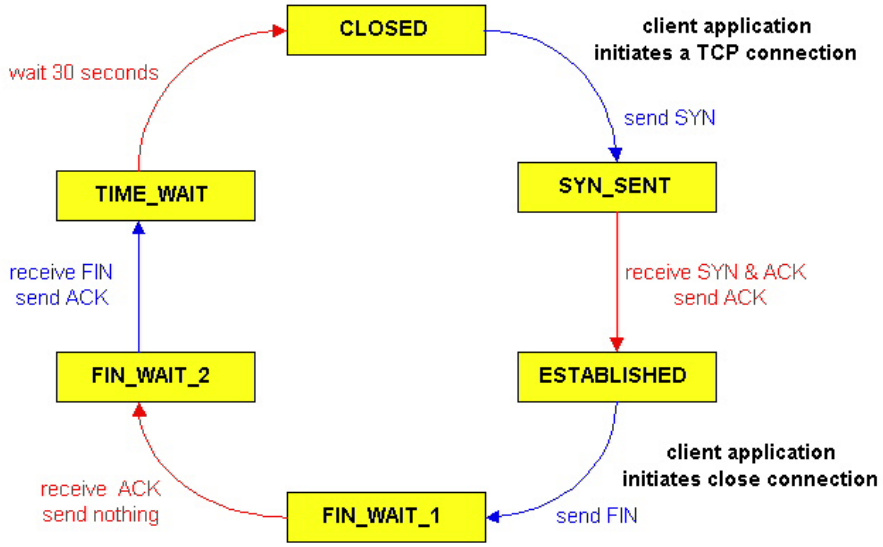
Step 4: server收到ACK. 连接关闭.



TCP连接管理：断连过程

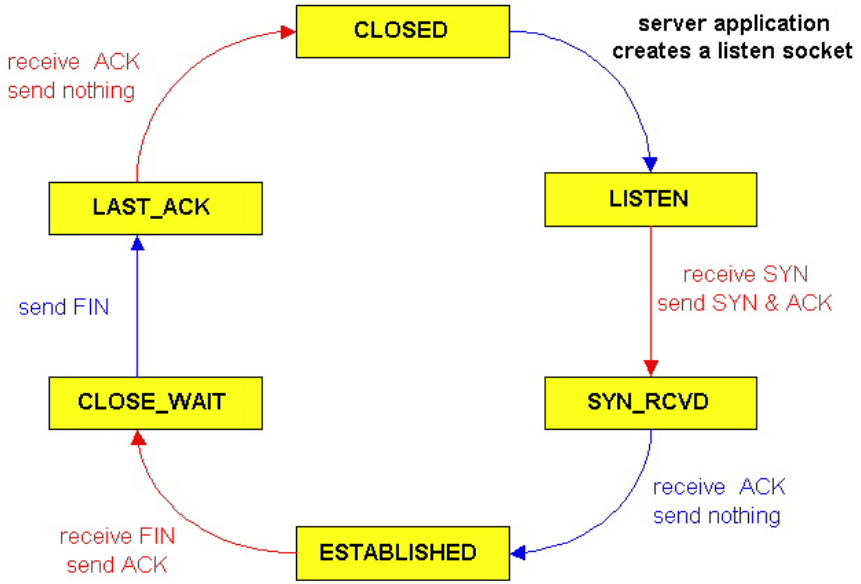


TCP连接管理



TCP client lifecycle

TCP server lifecycle



TCP拥塞控制的基本原理

- Sender限制发送速率

```
LastByteSent-LastByteAcked
                <= CongWin
```

$$rate \approx \frac{CongWin}{RTT} \ Bytes/sec$$

- CongWin:
  - 动态调整以改变发送速率
  - 反映所感知到的网络拥塞

问题：如何感知网络拥塞？

- Loss事件=timeout或3个重复ACK
- 发生loss事件后，发送方降低速率

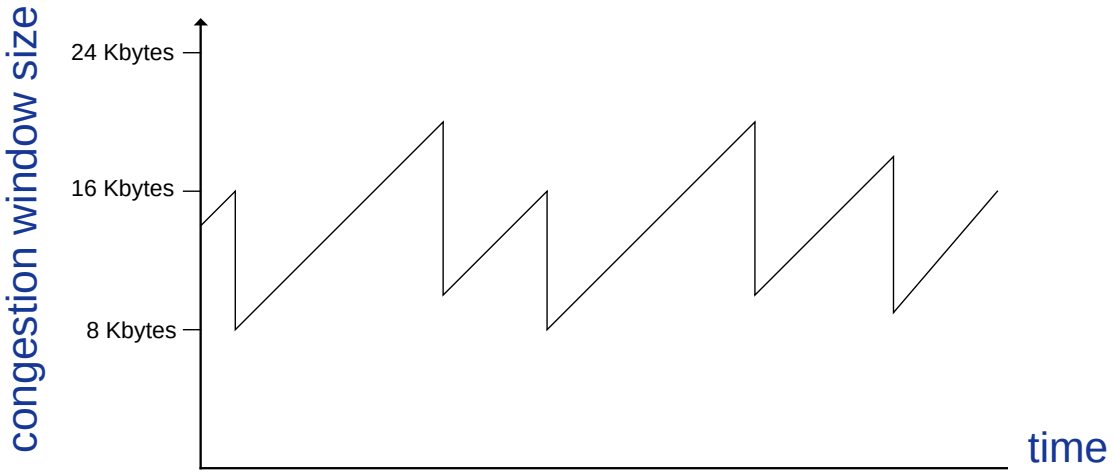
如何合理地调整发送速率？

- 加性增—乘性减: AIMD
- 慢启动: SS

加性增—乘性减：AIMD

- **原理**：逐渐增加发送速率，谨慎探测可用带宽，直到发生丢包
- 方法: AIMD
  - Additive Increase: 每个RTT将CongWin增大一个MSS—拥塞避免
  - Multiplicative Decrease: 发生丢包后将CongWin减半

锯齿行为: 探测可用带宽



TCP慢启动：SS

- TCP连接建立时，CongWin=1
  - 例：MSS=500 byte, RTT=200msec
  - 初始速率=20k bps
- 可用带宽可能远远高于初始速率：
  - 希望快速增长

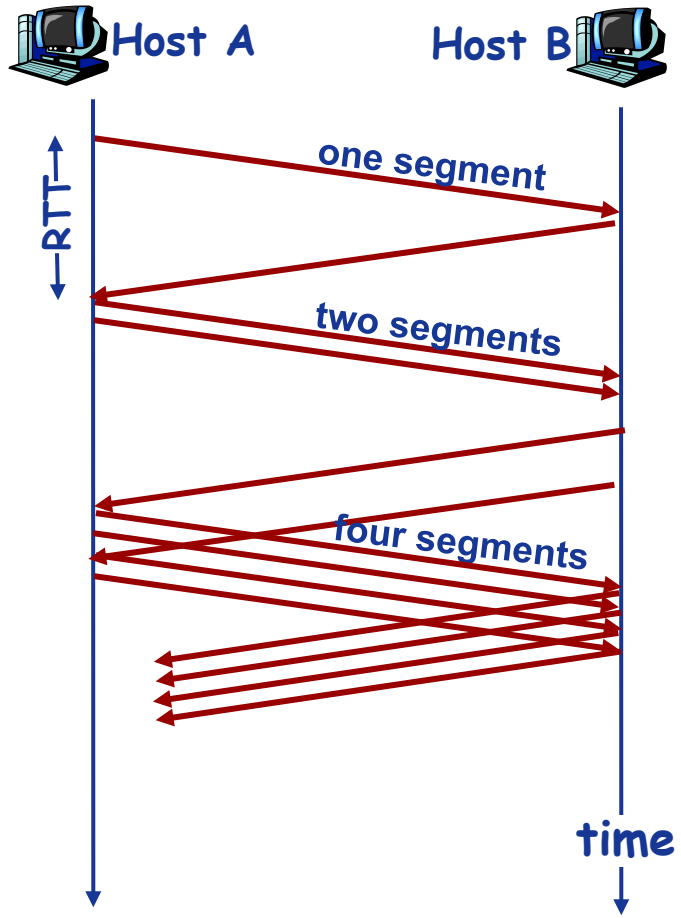
- 原理：
  - 当连接开始时，指数性增长

Slowstart algorithm

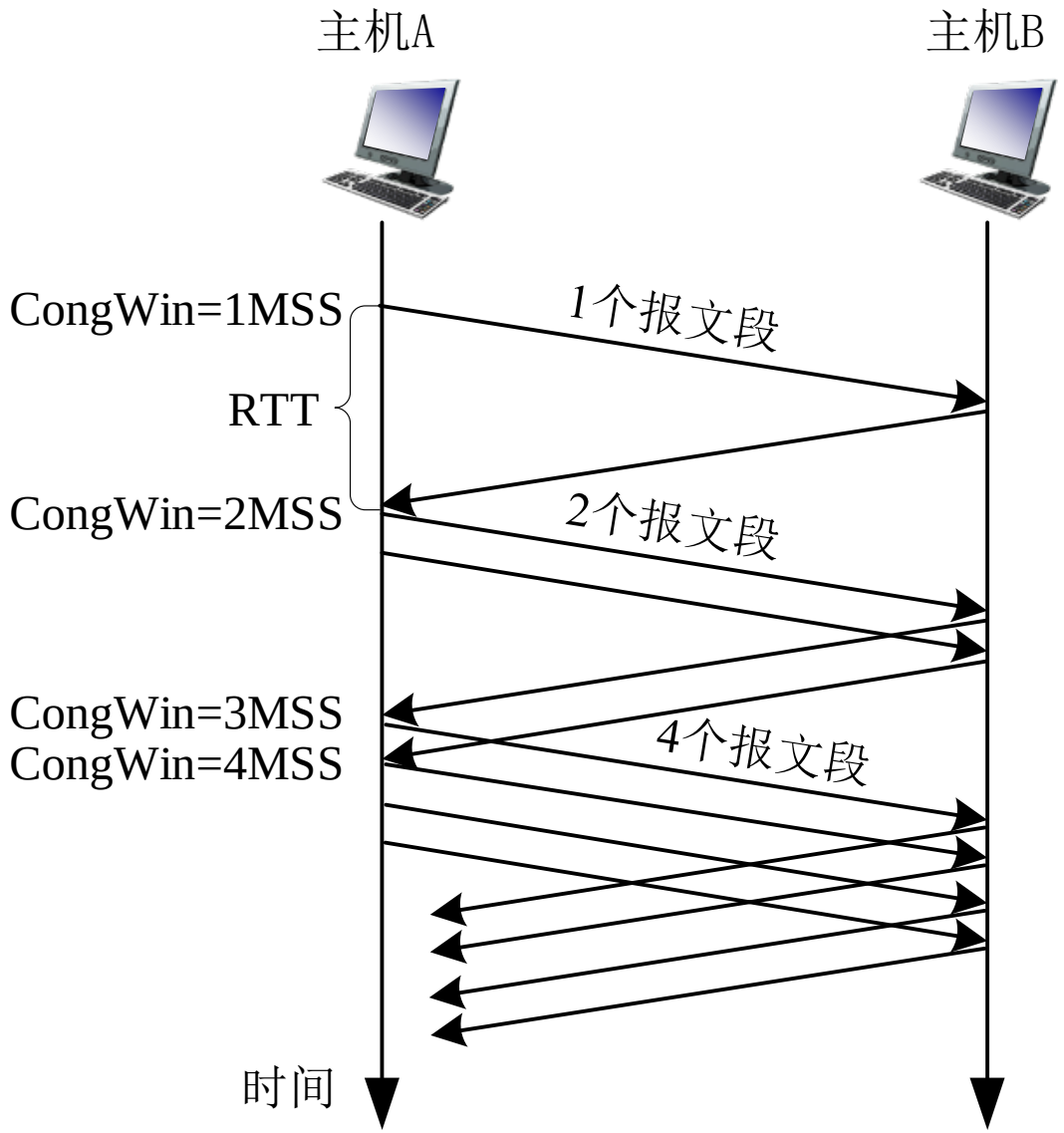
initialize: Congwin = 1
for (each segment ACKed)
    Congwin++
until (loss event OR
    CongWin > threshold)

TCP慢启动：SS

- 指数性增长
  - 每个RTT将CongWin翻倍
  - 收到每个ACK进行CongWin++操作
- 初始速率很慢，但是快速攀升



TCP慢启动：SS



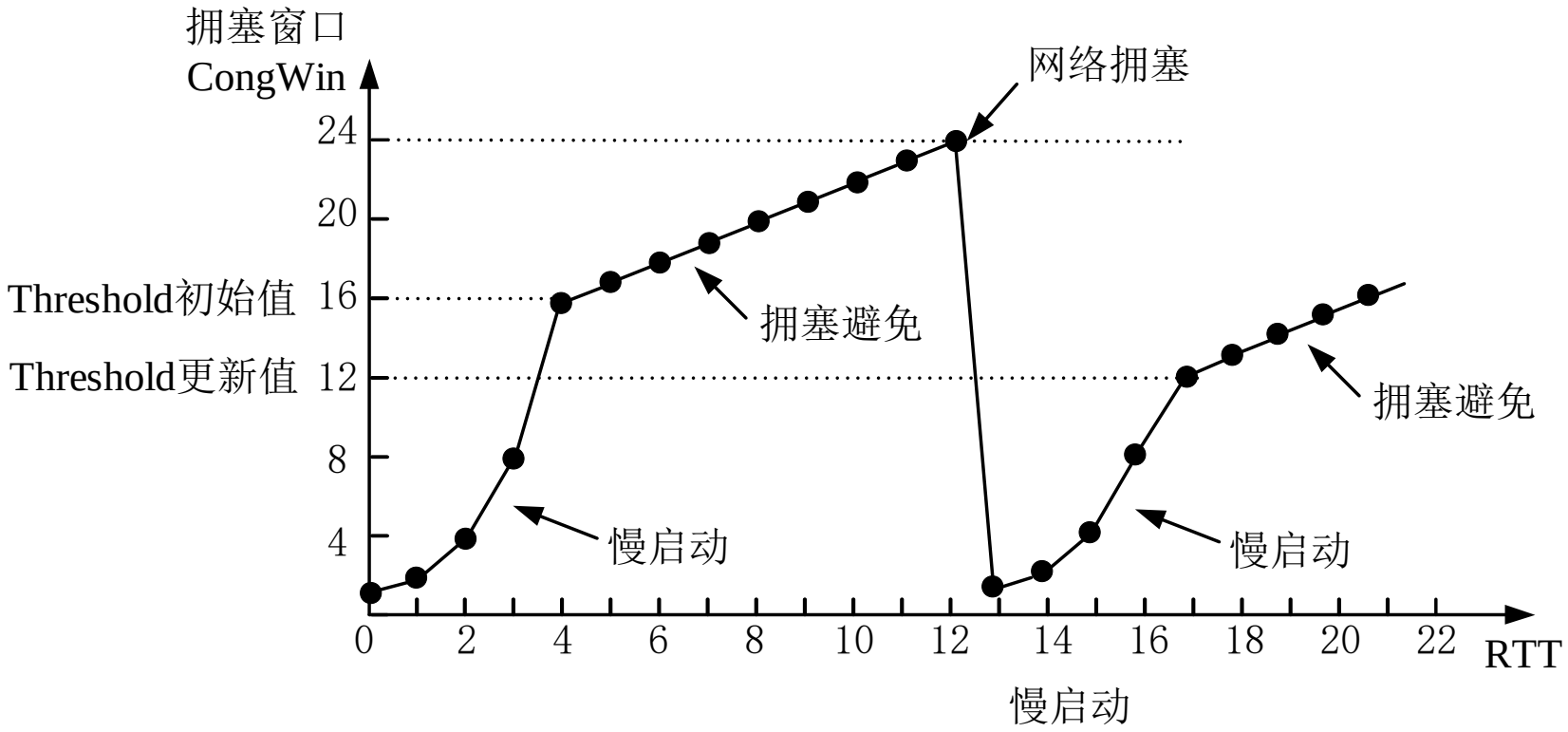
Threshold变量

Q:何时应该指数性增长切换为线性增长(拥塞避免)?

A: 当CongWin达到Loss事件前值的1/2时.

实现方法:

- 变量 Threshold
- Loss事件发生时, Threshold 被设为Loss事件前CongWin 值的1/2。

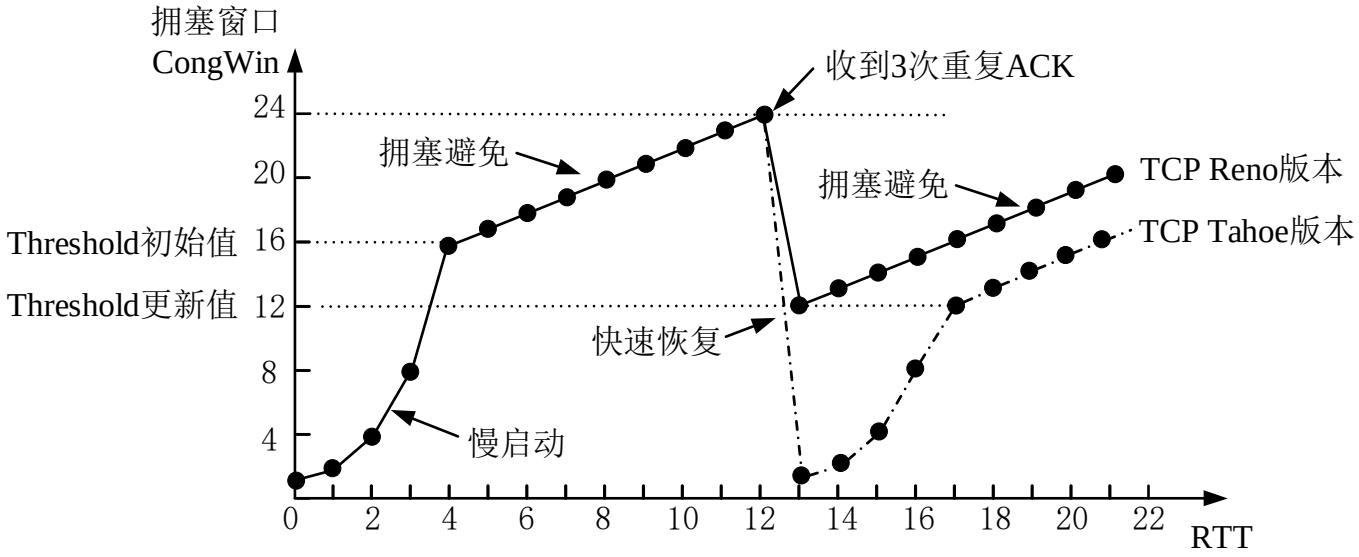


Loss事件的处理

- 3个重复ACKs:
  - CongWin切换到一半
  - 然后线性增长
- Timeout事件:
  - CongWin直接设为1个MSS
  - 然后指数增长
  - 达到threshold后，再线性增长

Philosophy:

- 3个重复ACKs表示网络还能够传输一些 segments
- timeout事件表明拥塞更为严重



TCP拥塞控制：总结

- When `CongWin` is below `Threshold`, sender in slow-start phase, window grows exponentially.
- When `CongWin` is above `Threshold`, sender is in congestion-avoidance phase, window grows linearly.
- When a triple duplicate ACK occurs, `Threshold` set to `CongWin/2` and `CongWin` set to `Threshold`.
- When timeout occurs, `Threshold` set to `CongWin/2` and `CongWin` is set to 1 MSS.

TCP拥塞控制

State	Event	TCP Sender Action	Commentary
Slow Start (SS)	*ACK receipt for previously unacked data*	*CongWin = CongWin + MSS, If (CongWin > Threshold) set state to "Congestion Avoidance"*	*Resulting in a doubling of CongWin every RTT*
Congestion Avoidance (CA)	*ACK receipt for previously unacked data*	*CongWin = CongWin+MSS * (MSS/CongWin)*	*Additive increase, resulting in increase of CongWin by 1 MSS every RTT*
SS or CA	*Loss event detected by triple duplicate ACK*	*Threshold = CongWin/2, CongWin = Threshold, Set state to "Congestion Avoidance"*	*Fast recovery, implementing multiplicative decrease. CongWin will not drop below 1 MSS.*
SS or CA	*Timeout*	*Threshold = CongWin/2, CongWin = 1 MSS, Set state to "Slow Start"*	*Enter slow start*
SS or CA	*Duplicate ACK*	*Increment duplicate ACK count for segment being acked*	*CongWin and Threshold not changed*

TCP拥塞控制算法


```
Th = ?
CongWin = 1 MSS
/* slow start  or exponential increase */
While (No Packet Loss and CongWin < Th) {
    send CongWin TCP segments
    for each ACK increase CongWin by 1
}
/* congestion avoidance or linear increase */
While (No Packet Loss) {
        send CongWin TCP segments
        for CongWin ACKs, increase CongWin by 1
}
Th = CongWin/2
If (3 Dup ACKs) CongWin = Th;
If (timeout)   CongWin=1;
```

例题

【例1】一个TCP连接总是以1 KB的最大段长发送TCP段，发送方有足够多的数据要发送。当拥塞窗口为16 KB时发生了超时，如果接下来的4个RTT（往返时间）时间内的TCP段的传输都是成功的，那么当第4个RTT时间内发送的所有TCP段都得到肯定应答时，拥塞窗口大小是多少？

【解】threshold=16/2=8 KB, CongWin=1 KB, 1个RTT后，CongWin=2 KB，2个RTT后， CongWin=4 KB，3个RTT后，CongWin=8 KB，Slowstart is over; 4个RTT后， CongWin=9 KB

TCP的吞吐率

- 给定拥塞窗口大小和RTT，TCP的平均吞吐率是多少？
  - 忽略掉Slow start
- 假定发生超时时CongWin的大小为W，吞吐率是W/RTT
- 超时后，CongWin=W/2，吞吐率是W/2RTT
- 平均吞吐率为：0.75W/RTT

TCP的吞吐率

- 举例：每个Segment有1500个byte, RTT是100ms，希望获得10Gbps的吞吐率
  - throughput = W*MSS*8/RTT, 则
  - W=throughput*RTT/(MSS*8)
  - throughput=10Gbps, 则W=83,333
- 窗口大小为83,333

TCP的吞吐率

- 吞吐率与丢包率(loss rate, L)的关系
  - CongWin从W/2增加至W时出现第一个丢包，那么一共发送的分组数为

$W/2+(W/2+1)+(W/2+2)+\ldots+W = 3W^2/8+3W/4$

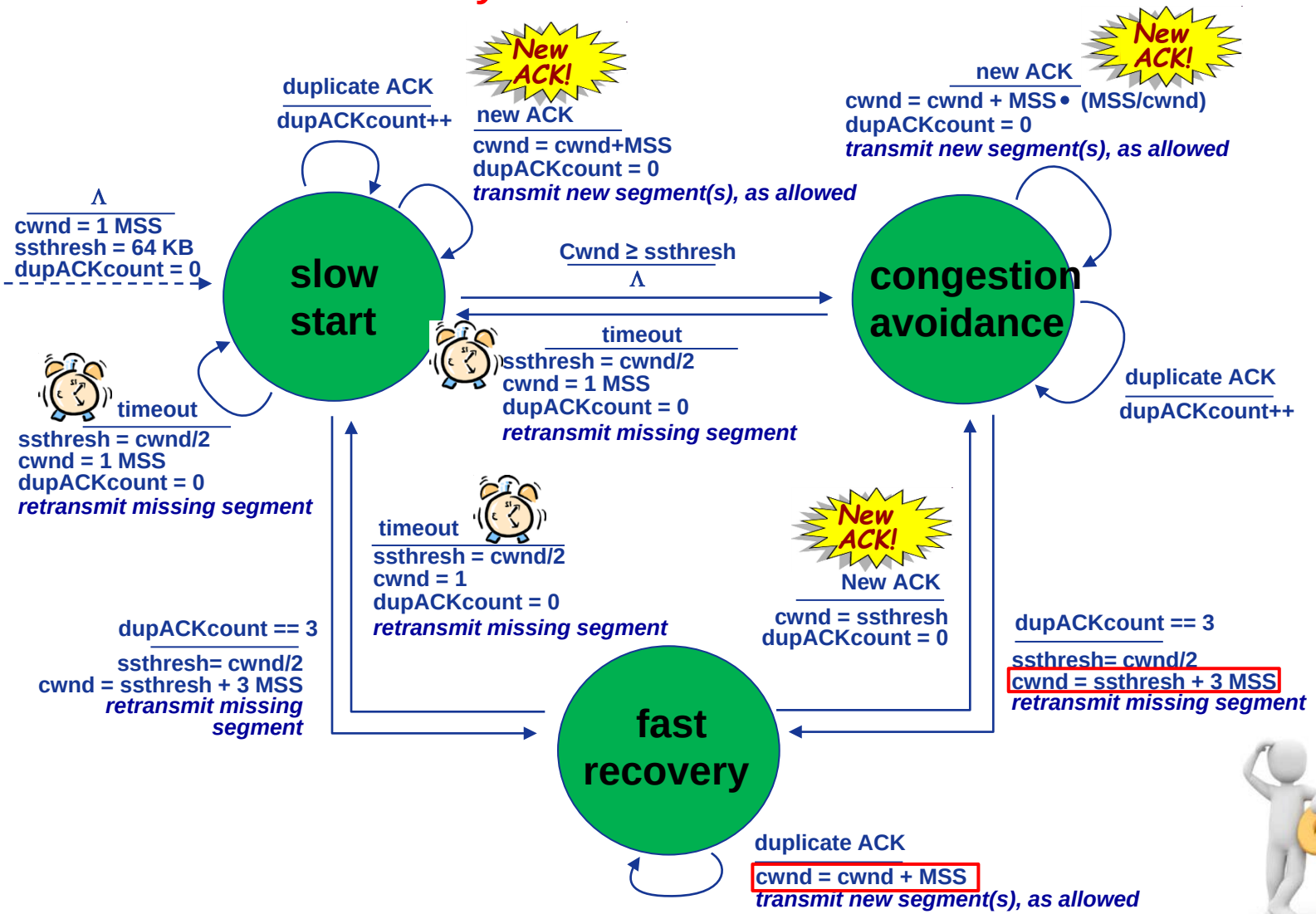
  - W很大时，$3W^2/8>>3W/4$，因此$L \approx 8/(3W^2)$

$$W = \sqrt{8/3L} \qquad Throughput = \frac{0.75 \cdot MSS \cdot \sqrt{8/3L}}{RTT} \approx \frac{1.22 \cdot MSS}{RTT\sqrt{L}}$$

- $L = 2 \cdot 10^{-10}$ **Wow!!!**
- 高速网络下需要设计新的TCP

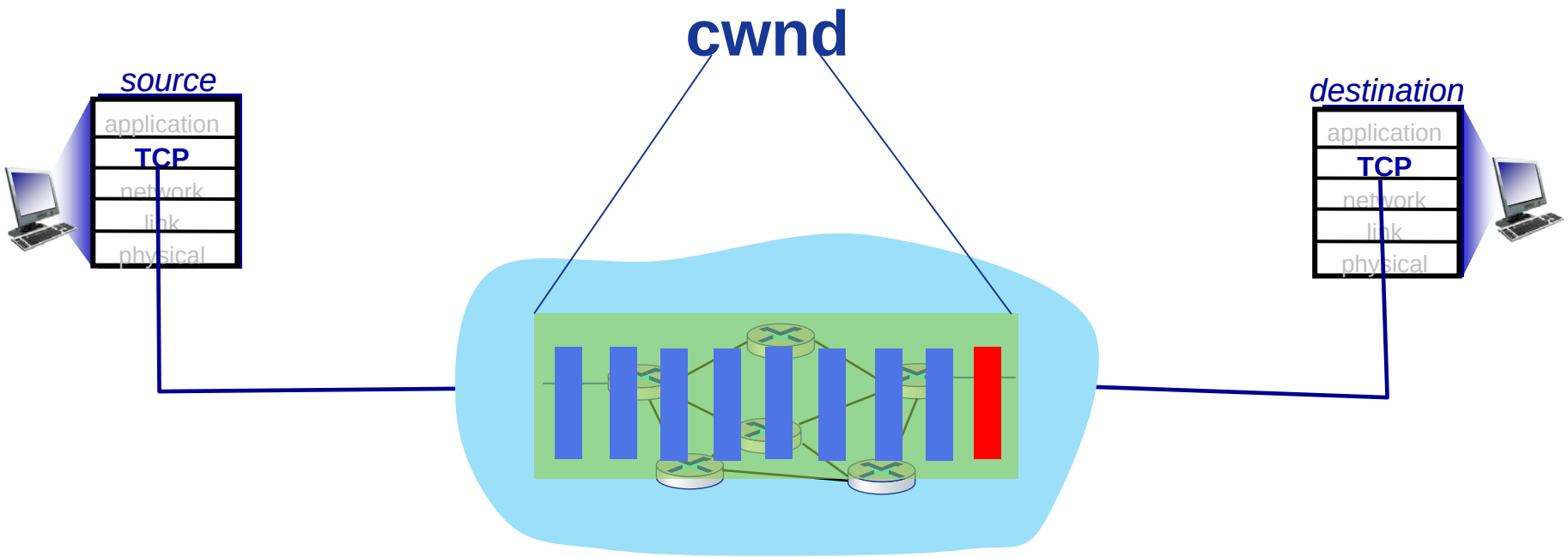
TCP拥塞控制的改进

❖ 快速回复（fast recovery）



TCP拥塞控制的改进

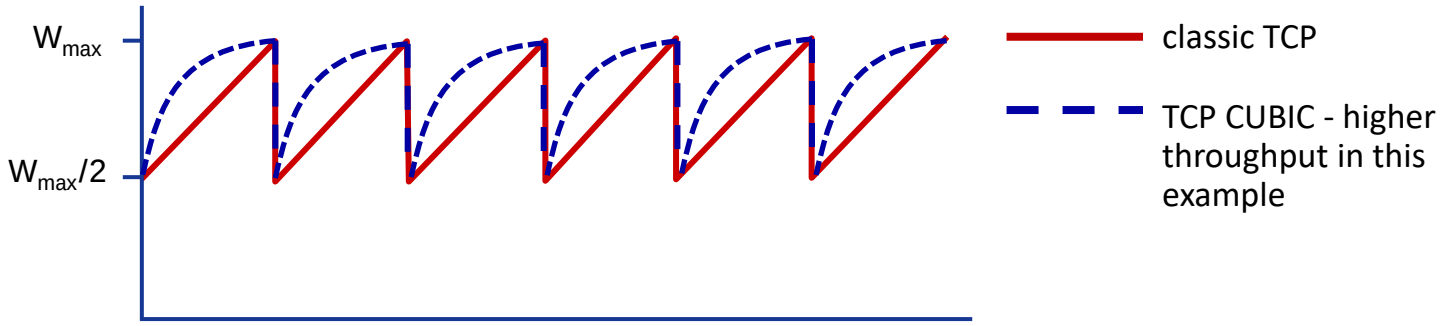
- 快速回复（fast recovery）
  - 为什么窗口要膨胀？
  - 为什么会出现3次重复确认？



TCP拥塞控制的改进

TCP CUBIC

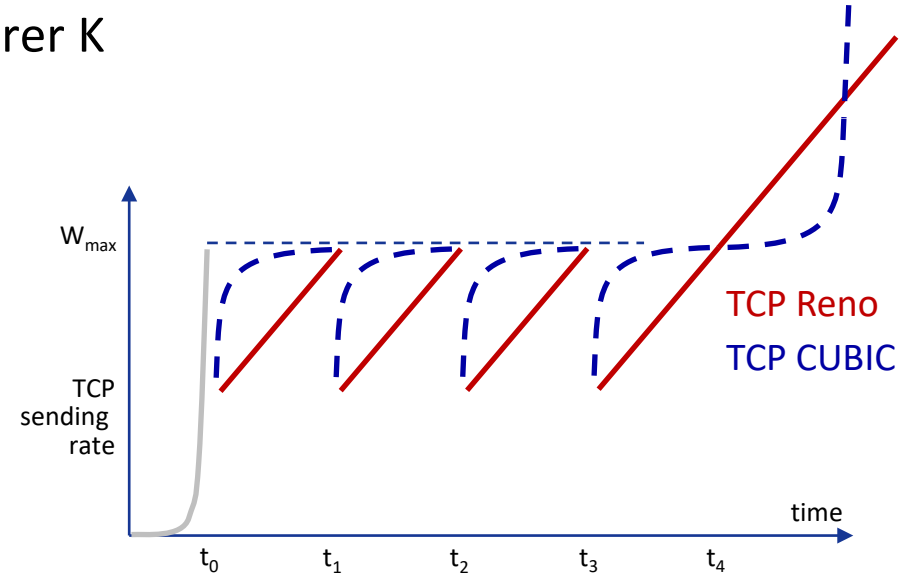
- Is there a better way than AIMD to "probe" for usable bandwidth?
- Insight/intuition:
  - W_{max}: sending rate at which congestion loss was detected
  - congestion state of bottleneck link probably (?) hasn't changed much
- after cutting rate/window in half on loss, initially ramp to W_{max} *faster*, but then approach W_{max} more *slowly*



TCP拥塞控制的改进

TCP CUBIC

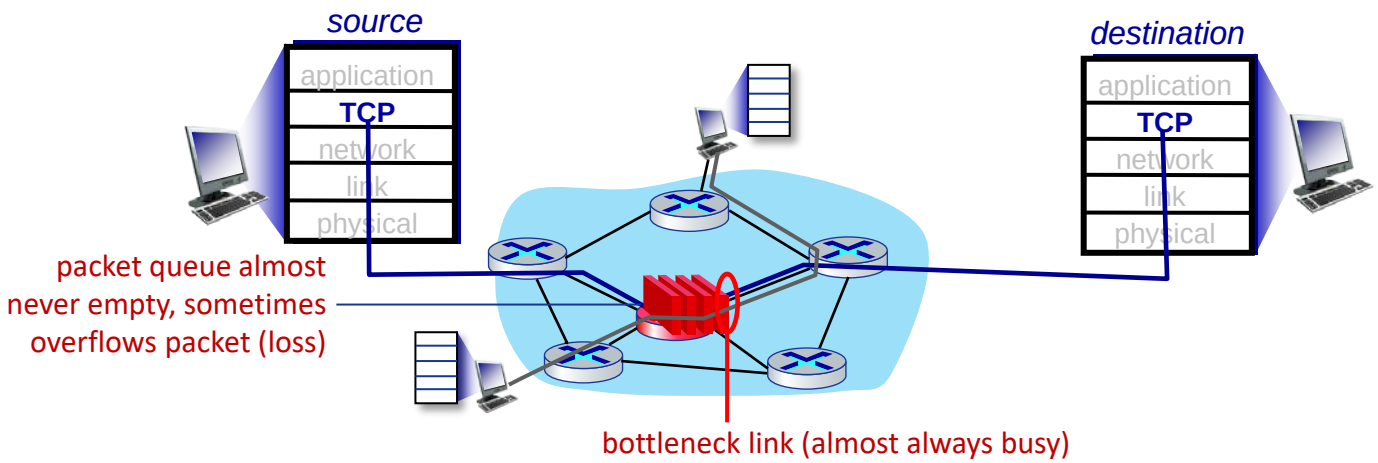
- K: point in time when TCP window size will reach W_{max}
  - K itself is tuneable
- increase W as a function of the *cube* of the distance between current time and K
  - larger increases when further away from K
  - smaller increases (cautious) when nearer K
- TCP CUBIC default in Linux, most popular TCP for popular Web servers



TCP拥塞控制的改进

Delay-based TCP congestion control

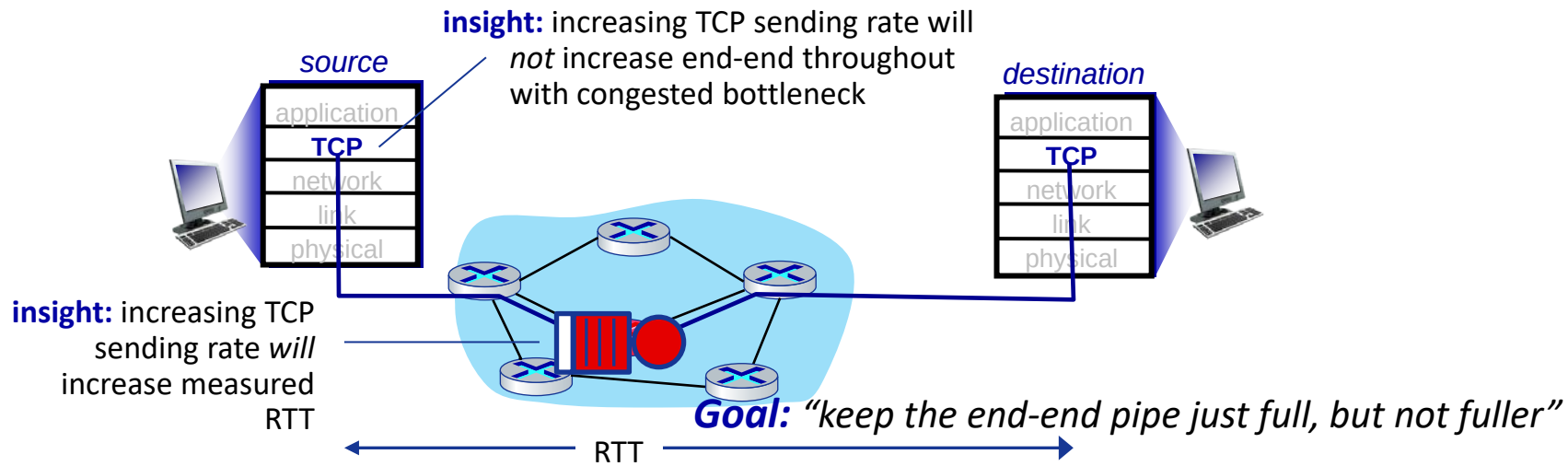
- TCP (classic, CUBIC) increase TCP's sending rate until packet loss occurs at some router's output: the *bottleneck link*



TCP拥塞控制的改进

Delay-based TCP congestion control

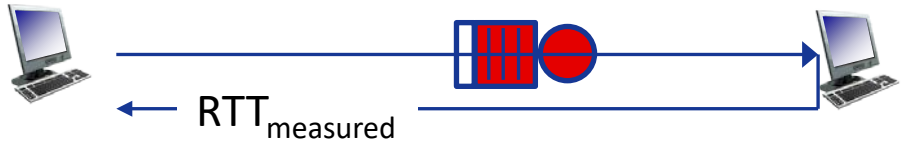
- TCP (classic, CUBIC) increase TCP's sending rate until packet loss occurs at some router's output: the *bottleneck link*
- understanding congestion: useful to focus on congested bottleneck link



TCP拥塞控制的改进

Delay-based TCP congestion control

- Keeping sender-to-receiver pipe "just full enough, but no fuller": keep bottleneck link busy transmitting, but avoid high delays/buffering



$$\text{measured throughput} = \frac{\text{\# bytes sent in last RTT interval}}{RTT_{measured}}$$

Delay-based approach:

- RTT_{min} - minimum observed RTT (uncongested path)
- uncongested throughput with congestion window cwnd is cwnd/RTT_{min}

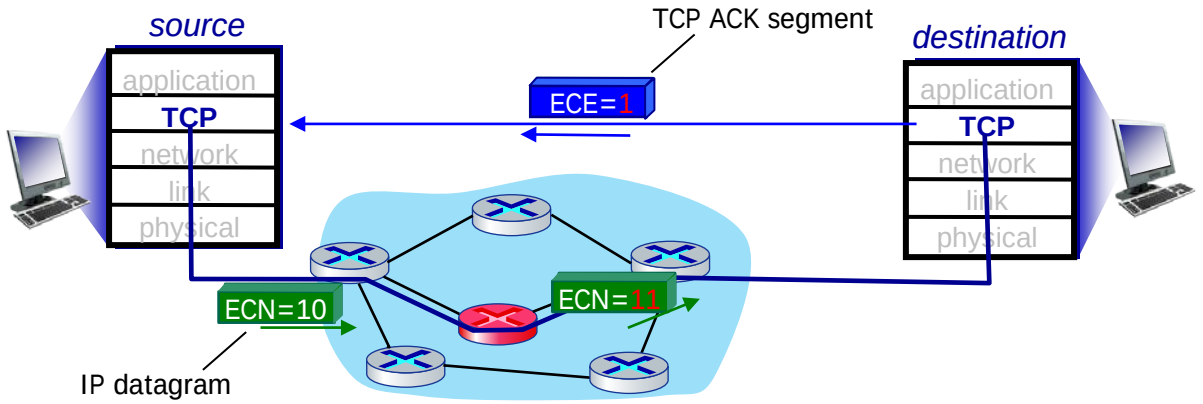
```
if measured throughput "very close" to uncongested throughput
    increase cwnd linearly          /* since path not congested */
else if measured throughput "far below" uncongested throughout
    decrease cwnd linearly          /* since path is congested */
```

TCP拥塞控制的改进

Explicit congestion notification (ECN)

TCP deployments often implement *network-assisted* congestion control:

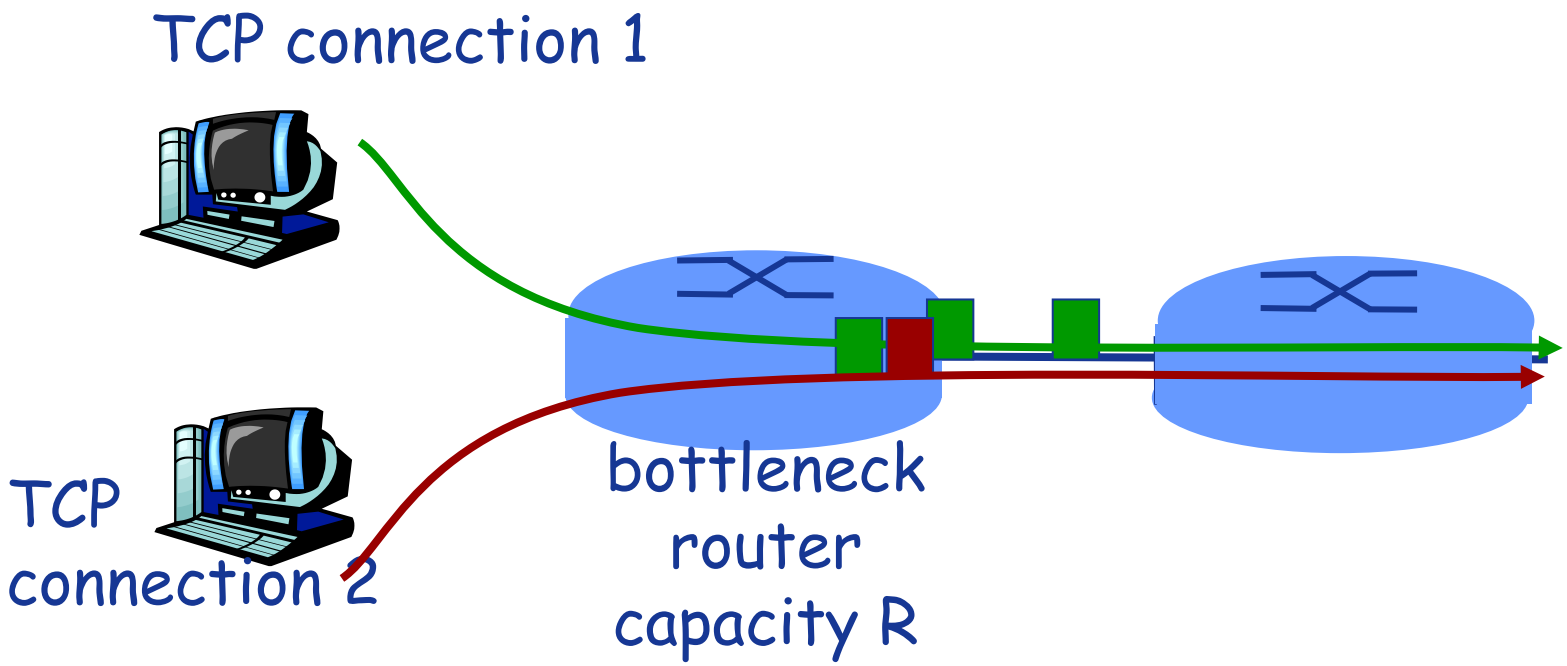
- two bits in IP header (ToS field) marked *by network router* to indicate congestion
  - *policy* to determine marking chosen by network operator
- congestion indication carried to destination
- destination sets ECE bit on ACK segment to notify sender of congestion
- involves both IP (IP header ECN bit marking) and TCP (TCP header C,E bit marking)



TCP的公平性

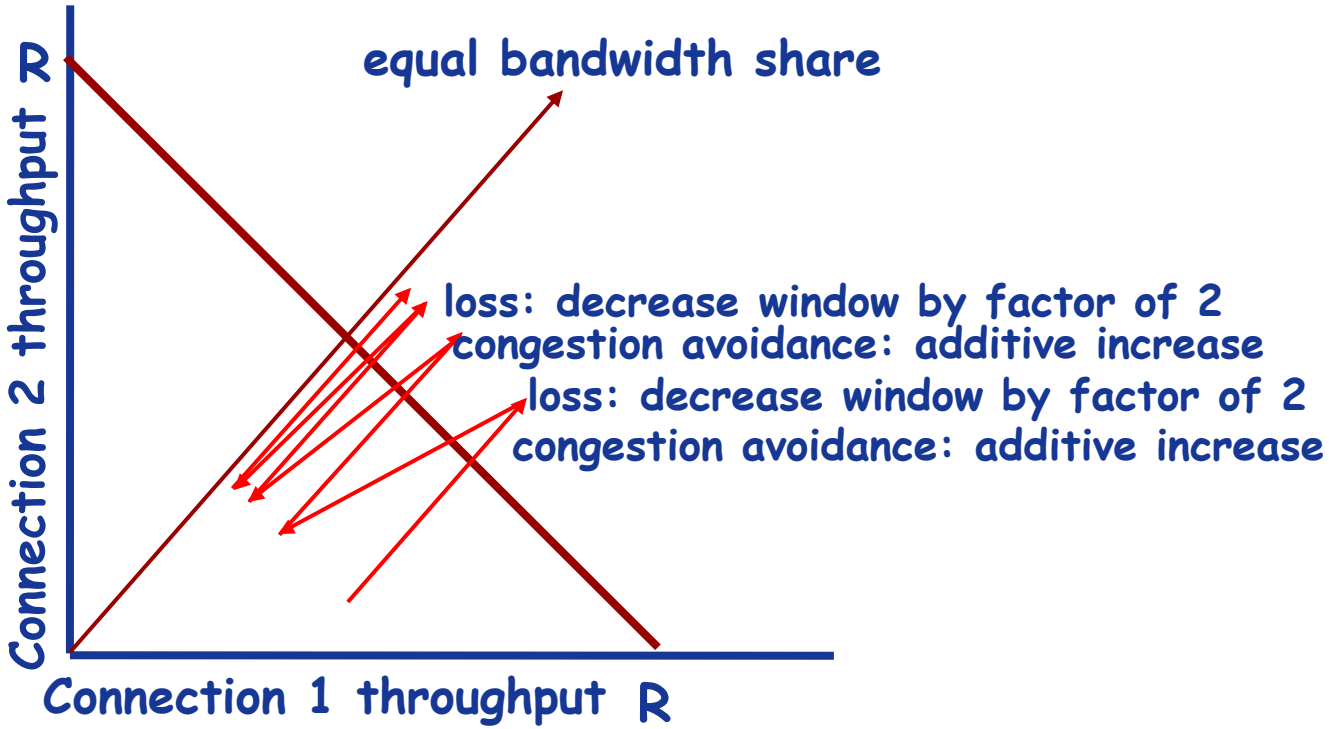
公平性？

- 如果K个TCP Session共享相同的瓶颈带宽R，那么每个Session的平均速率为R/K



TCP具有公平性吗？

❖ 是的！



TCP的公平性

- 公平性与UDP
  - 多媒体应用通常不使用TCP，以免被拥塞控制机制限制速率
  - 使用UDP：以恒定速率发送，能够容忍丢失
  - 产生了不公平
- 研究：TCP friendly
- 公平性与并行TCP连接
  - 某些应用会打开多个并行连接
  - Web浏览器
  - 产生公平性问题
- 例子：链路速率为R，已有9个连接
  - 若新的应用请求建立1个TCP连接，则获得R/10的速率
  - 若新的应用请求建立11个TCP连接，则获得R/2的速率

TCP的公平性

- 公平性与UDP
  - 多媒体应用通常不使用TCP，以免被拥塞控制机制限制速率
  - 使用UDP：以恒定速率发送，能够容忍丢失
  - 产生了不公平
- 研究：TCP friendly
- 公平性与并行TCP连接
  - 某些应用会打开多个并行连接
  - Web浏览器
  - 产生公平性问题
- 例子：链路速率为R，已有9个连接
  - 若新的应用请求建立1个TCP连接，则获得R/10的速率
  - 若新的应用请求建立11个TCP连接，则获得R/2的速率

哈爾濱工業大學
HARBIN INSTITUTE OF TECHNOLOGY

立足航天，服务国防，面向国民经济主战场

谢 谢！