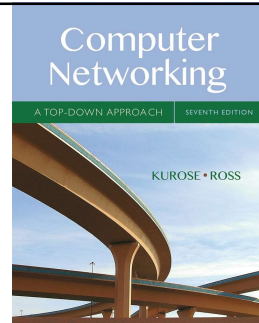


第 3 章 传 输 层

中国科学技术大学
自动化系 郑烜
改编自 Jim kurose, Keith Ross



Computer
Networking: A Top
Down Approach
7th edition
Jim Kurose, Keith Ross
Addison-Wesley
April 2016

第三章：传输层

目标：

- 理解传输层的工作原理
 - 多路复用/解复用
 - 可靠数据传输
 - 流量控制
 - 拥塞控制
- 学习Internet的传输层协议
 - UDP：无连接传输
 - TCP：面向连接的可靠传输
 - TCP的拥塞控制

Transport Layer 3-2

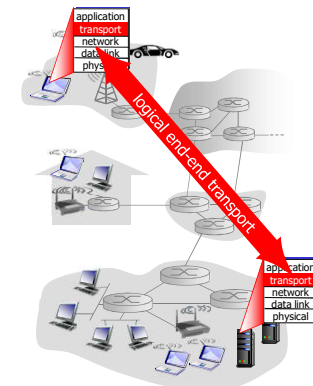
第三章：提纲

- 3.1 概述和传输层服务
- 3.2 多路复用与解复用
- 3.3 无连接传输：UDP
- 3.4 可靠数据传输的原理
- 3.5 面向连接的传输：TCP
 - 段结构
 - 可靠数据传输
 - 流量控制
 - 连接管理
- 3.6 拥塞控制原理
- 3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-3

传输服务和协议

- 为运行在不同主机上的应用进程提供逻辑通信
- 传输协议运行在端系统
 - 发送方：将应用层的报文分成报文段，然后传递给网络层
 - 接收方：将报文段重组为报文，然后传递给应用层
- 有多个传输层协议可供应用选择
 - Internet: TCP和UDP



Transport Layer 3-4

传输层 vs. 网络层

□ **网络层服务**：主机之间的逻辑通信

□ **传输层服务**：进程间的逻辑通信

- 依赖于网络层的服务
 - 延时、带宽
- 并对网络层的服务进行增强
 - 数据丢失、顺序混乱、加密

类比：东西2个家庭的通信

Ann家的12个小孩给另Bill家的12个小孩发信

- 主机 = 家庭
- 进程 = 小孩
- 应用层报文 = 信封中的信件
- 传输协议 = Ann 和 Bill
 - 为家庭小孩提供复用解复用服务
- 网络层协议 = 邮政服务
 - 家庭-家庭的邮包传输服务

有些服务是可以加强的：不可靠 → 可靠；安全
但有些服务是不可以被加强的：带宽，延迟

Transport Layer 3-5

Internet传输层协议

□ **可靠的、保序的传输：TCP**

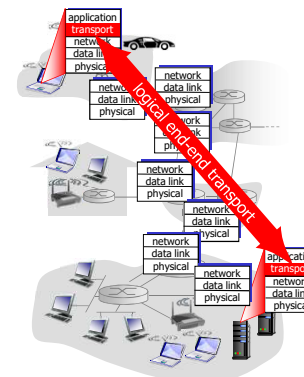
- 多路复用、解复用
- 拥塞控制
- 流量控制
- 建立连接

□ **不可靠、不保序的传输：UDP**

- 多路复用、解复用
- 没有为尽力而为的IP服务添加更多的其它额外服务

□ **都不提供的服务：**

- 延时保证
- 带宽保证



Transport Layer 3-6

第三章：提纲

3.1 概述和传输层服务

3.2 多路复用与解复用

3.3 无连接传输：UDP

3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输：

TCP

- 段结构
- 可靠数据传输
- 流量控制
- 连接管理

3.6 拥塞控制原理

3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-7

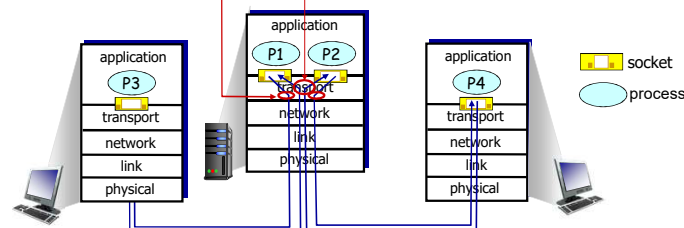
多路复用/解复用

在发送方主机**多路复用**

从多个套接字接收来自多个进程的报文，根据套接字对应的IP地址和端口号等信息对报文段用头部加以封装（该头部信息用于以后的解复用）

在接收方主机**多路解复用**

根据报文段的头部信息中的IP地址和端口号将接收到的报文段发给正确的套接字（和对应的应用程序）

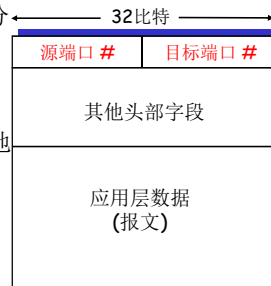


Transport Layer 3-8

多路解复用工作原理

UDP和TCP不同

- 解复用作用：TCP或者UDP实体采用哪些信息，将报文段的数据部分交给正确的socket，从而交给正确的进程
- 主机收到IP数据报
 - 每个数据报有源IP地址和目标地址
 - 每个数据报承载一个传输层报文段
 - 每个报文段有一个源端口号和目标端口号
(特定应用有著名的端口号)
- 主机联合使用**IP地址**和**端口号**将报文段发送给合适的套接字



TCP/UDP报文段格式

Transport Layer 3-9

无连接(UDP)多路解复用

- 创建套接字：

服务器端：
`serverSocket=socket(PF_INET, SOCK_DGRAM, 0);`

`bind(serverSocket, &sad, sizeof(sad));`
 serverSocket和Sad指定的端口号捆绑

客户端：
`ClientSocket=socket(PF_INET, SOCK_DGRAM, 0);`

没有Bind, ClientSocket和OS为之分配的某个端口号捆绑（客户端使用什么端口号无所谓，客户端主动找服务器）

- 在接收端，UDP套接字用二元组标识（**目标IP地址**、**目标端口号**）

- 当主机收到UDP报文段：
 - 检查报文段的目标端口号
 - 用该端口号将报文段定位给套接字

- 如果两个不同源IP地址/源端口号的数据报，但是有**相同的目标IP地址和端口号**，则被定位到相同的套接字

PID	Socket	Des IP	Des Port
12345	77888	202.38.64.1	80
12346	77999	202.38.64.1	11010
.....			

3-10

无连接的多路解复用

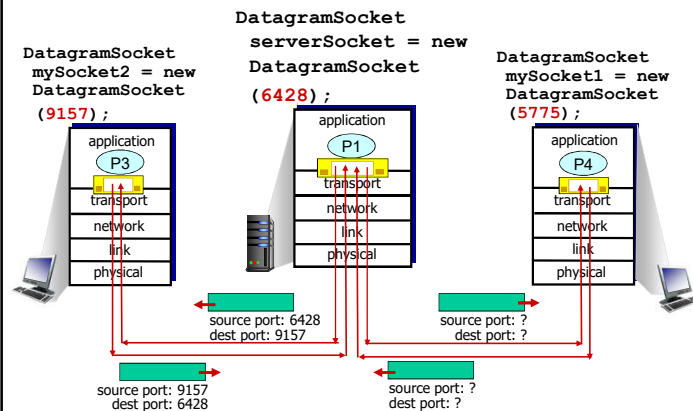
- 回顾：创建拥有本地端口号的套接字
`DatagramSocket mySocket1 = new DatagramSocket(12534);`
- 回顾：当创建UDP段采用端口号，可以指定：
 - 目标IP地址
 - 目标端口号

- 当主机接收到UDP段时：
 - 检查UDP段中的目标端口号
 - 将UDP段交给具备那个端口号的套接字

具备相同**目标IP地址**和**目标端口号**，即使是**源IP地址**或/且**源端口号**的IP数据报，将会被传到相同的**目标UDP套接字**上。

Transport Layer 3-11

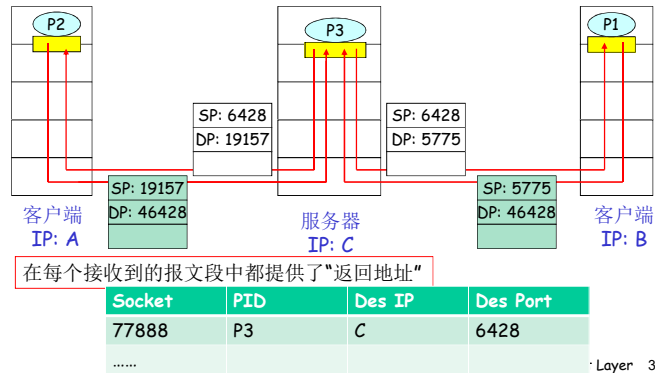
无连接多路复用：例子



Transport Layer 3-12

无连接多路解复用(续)

```
serverSocket = serverSocket=socket(PF_INET,SOCK_DGRAM,0);
bind(serverSocket, sad, sizeof(sad));
```



Layer 3-13

面向连接(TCP)的多路复用

□ TCP套接字:四元组本地标识:

- 源IP地址
- 源端口号
- 目的IP地址
- 目的端口号

□ 解复用: 接收主机用这四个值来将数据报定位到合适的套接字

□ 服务器能够在一个TCP端口上同时支持多个TCP套接字:

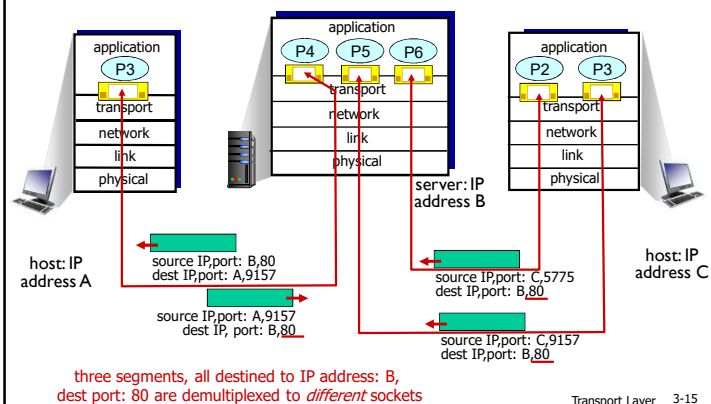
- 每个套接字由其四元组标识 (有不同的源IP和源PORT)

□ Web服务器对每个连接客户端有不同的套接字

- 非持久对每个请求有不同的套接字

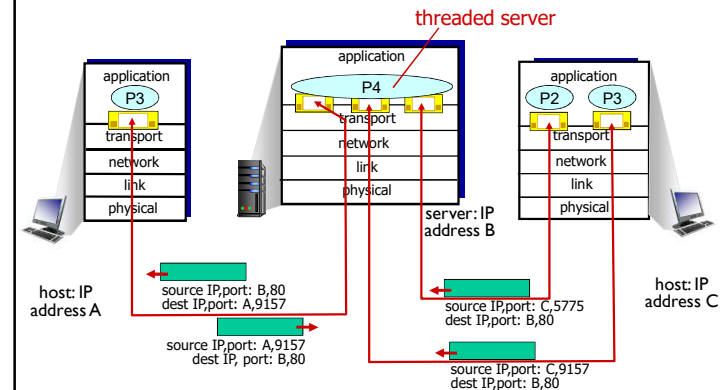
Transport Layer 3-14

面向连接的解复用: 例子



Transport Layer 3-15

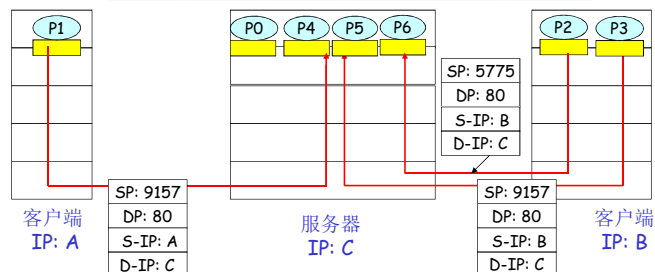
面向连接的解复用: 例子



Transport Layer 3-16

面向:

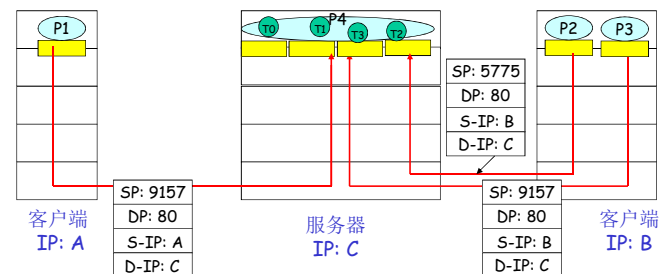
Socket	PID	SIP	SPort	DIP	DPort
90000	P0			C	80
90004	P4	A	9157	C	80
90005	P5	B	9157	C	80
90006	P6	B	5775	C	80



Socket	PID	SIP	SPort	DIP	DPort
80011	P1	C	80	A	9157

Transport Layer 3-17

面向连接的多路复用：多线程Web Server



- 一个进程下面可能有多个线程：由多个线程分别为客户提供服务
- 在这个场景下，还是根据4元组决定将报文段内容同一个进程下的不同线程
- 解复用到不同线程

Transport Layer 3-18

第三章：提纲

3.1 概述和传输层服务

3.2 多路复用与解复用

3.3 无连接传输：UDP

3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输：

TCP

- 段结构
- 可靠数据传输
- 流量控制
- 连接管理

3.6 拥塞控制原理

3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-19

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

- “no frills,” “bare bones” Internet 传输协议
- “尽力而为”的服务，报文段可能
 - 丢失
 - 送到应用进程的报文段乱序
- 无连接：
 - UDP 发送端和接收端之间没有握手
 - 每个 UDP 报文段都被独立地处理
- UDP 被用于：
 - 流媒体（丢失不敏感，速率敏感、应用可控制传输速率）
 - DNS
 - SNMP
- 在 UDP 上可行可靠传输：
 - 在应用层增加可靠性
 - 应用特定的差错恢复

Transport Layer 3-20

UDP: 用户数据报协议

UDP报文段的
字节数，
包括头部



UDP报文段格式

为什么要有UDP?

- 不建立连接 (会增加延时)
- 简单: 在发送端和接收端没有连接状态
- 报文段的头部很小(开销小)
- 无拥塞控制和流量控制:
UDP可以尽可能快的发送报文段
 - 应用->传输的速率= 主机->网络的速率

Transport Layer 3-21

UDP校验和

目标: 检测在被传输报文段中的差错 (如比特反转)

发送方:

- 将报文段的内容视为16比特的整数
- 校验和: 报文段的加法和 (1的补运算)
- 发送方将校验和放在UDP的校验和字段

接收方:

- 计算接收到的报文段的校验和
- 检查计算出的校验和与校验和字段的内容是否相等:
 - 不相等---检测到差错
 - 相等---没有检测到差错, 但也许还是有差错
 - 残存错误

Transport Layer 3-22

Internet校验和的例子

- 注意: 当数字相加时, 在最高位的进位要回卷, 再加入到结果上

例子: 两个16比特的整数相加

	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
回卷	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1
和	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	1	0	0
校验和	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	1

- 目标端: 校验范围+校验和=1111111111111111 通过校验
 - 否则没有通过校验
- 注: 求和时, 必须将进位回卷到结果上

Transport Layer 3-23

第三章: 提纲

3.1 概述和传输层服务

3.2 多路复用与解复用

3.3 无连接传输: UDP

3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输:

TCP

- 段结构
- 可靠数据传输
- 流量控制
- 连接管理

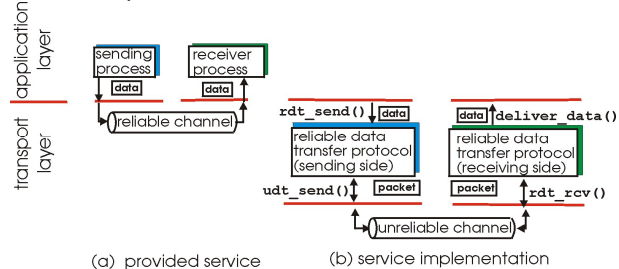
3.6 拥塞控制原理

3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-24

可靠数据传输（rdt）的原理

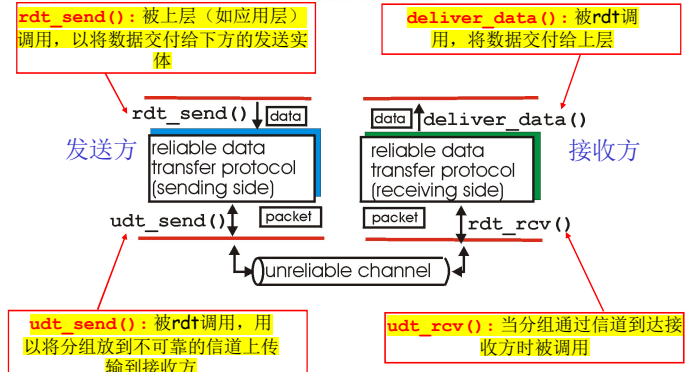
- rdt在应用层、传输层和数据链路层都很重要
- 是网络Top 10问题之一



- 信道的不可靠特点决定了可靠数据传输协议（rdt）的复杂性

Transport Layer 3-25

可靠数据传输：问题描述



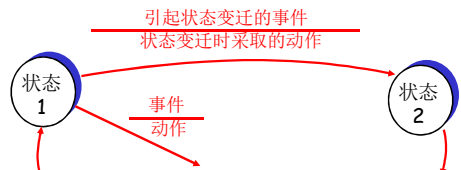
Transport Layer 3-26

可靠数据传输：问题描述（续）

我们将：

- 渐增式地开发可靠数据传输协议（rdt）的发送方和接收方
- 只考虑单向数据传输
 - 但控制信息是双向流动的！
- 双向的数据传输问题实际上是2个单向数据传输问题的综合
- 使用有限状态机（FSM）来描述发送方和接收方

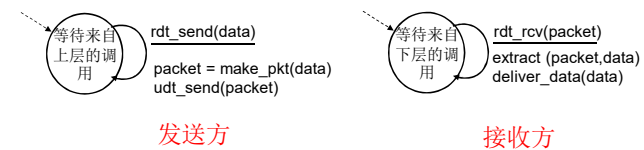
状态：在该状态时，下一个状态只由下一个事件唯一确定



Transport Layer 3-27

Rdt1.0: 在可靠信道上的可靠数据传输

- 下层的信道是完全可靠的
 - 没有比特出错
 - 没有分组丢失
- 发送方和接收方的FSM
 - 发送方将数据发送到下层信道
 - 接收方从下层信道接收数据



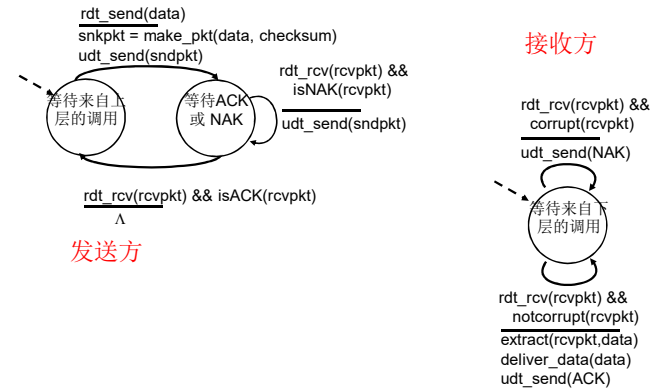
Transport Layer 3-28

Rdt2.0: 具有比特错误的信道

- 下层信道可能会出错：将分组中的比特翻转
 - 用校验和来检测比特差错
- 问题：怎样从差错中恢复：
 - **确认(ACK)**：接收方显式地告诉发送方分组已被正确接收
 - **否定确认(NAK)**：接收方显式地告诉发送方分组发生了差错
 - 发送方收到NAK后，发送方重传分组
- rdt2.0中的新机制：采用差错控制编码进行差错检测
 - 发送方差错控制编码、缓存
 - 接收方使用编码检错
 - 接收方的反馈：控制报文 (ACK, NAK)：接收方 → 发送方
 - 发送方收到反馈相应的动作

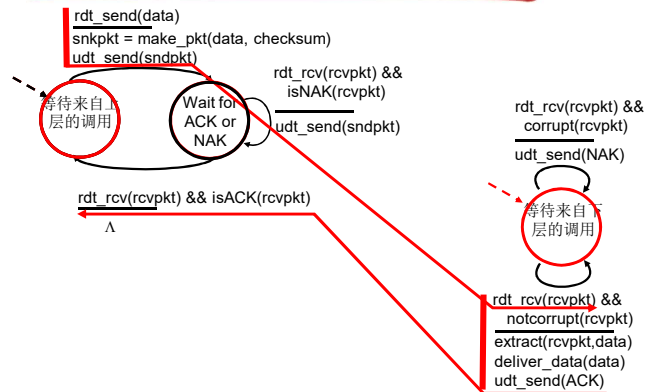
Transport Layer 3-29

rdt2.0: FSM描述



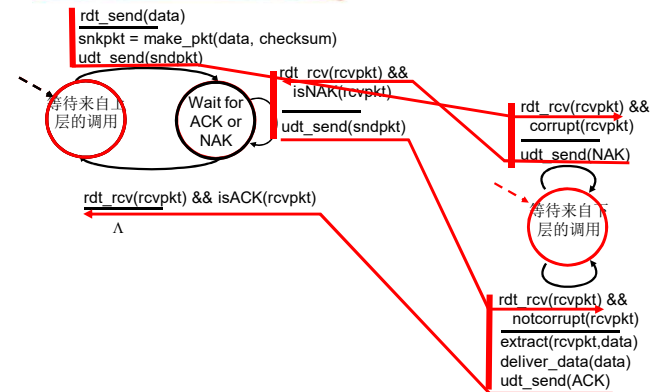
Transport Layer 3-30

rdt2.0: 没有差错时的操作



Transport Layer 3-31

rdt2.0: 有差错时



Transport Layer 3-32

rdt2.0的致命缺陷! -> rdt2.1

如果ACK/NAK出错?

- ❑ 发送方不知道接收方发生了什么事情!
- ❑ 发送方如何做?
 - 重传? 可能重复
 - 不重传? 可能死锁(或出错)
- ❑ 需要引入新的机制
 - 序号

处理重复:

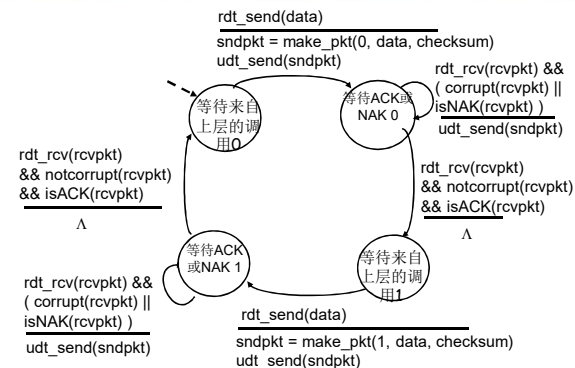
- ❑ 发送方在每个分组中加入序号
- ❑ 如果ACK/NAK出错, 发送方重传当前分组
- ❑ 接收方丢弃(不发给上层)重复分组

停等协议

发送方发送一个分组, 然后等待接收方的应答

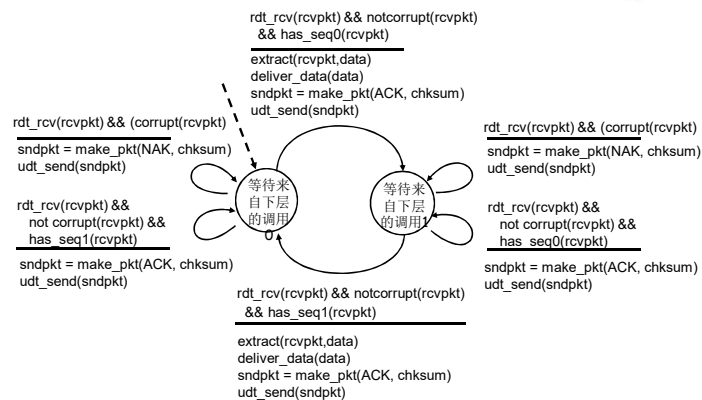
Transport Layer 3-33

rdt2.1: 发送方处理出错的ACK/NAK



Transport Layer 3-34

rdt2.1: 接收方处理出错的ACK/NAK



Transport Layer 3-35

rdt2.1: 讨论

发送方:

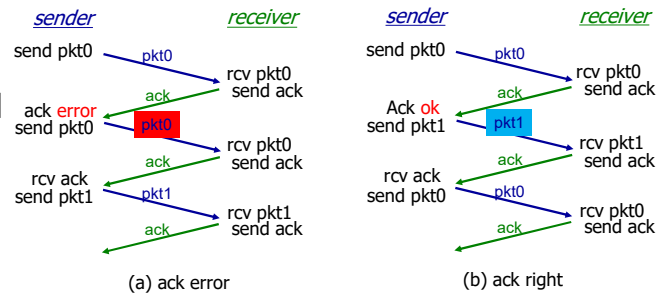
- ❑ 在分组中加入序列号
- ❑ 两个序列号 (0, 1) 就足够了
 - 一次只发送一个未经确认的分组
- ❑ 必须检测ACK/NAK是否出错 (需要EDC)
- ❑ 状态数变成了两倍
 - 必须记住当前分组的序列号为0还是1

接收方:

- ❑ 必须检测接收到的分组是否是重复的
 - 状态会指示希望接收到的分组的序号为0还是1
- ❑ 注意: 接收方并不知道发送方是否正确收到了其ACK/NAK
 - 没有安排确认
 - 具体解释见下页

Transport Layer 3-36

rdt2.1的运行



接收方不知道它最后发送的ACK/NAK是否被正确地收到

- ❑ 发送方不对收到的ack/nak给确认，没有所谓的确认的确认；
- ❑ 接收方发送ack，如果后面接收方收到的是：
 - ❑ 老分组p0? 则ack 错误
 - ❑ 下一个分组? P1, ack正确

Transport Layer 3-37

rdt2.2: 无NAK的协议

- ❑ 功能同rdt2.1，但只使用ACK(ack 要编号)
- ❑ 接收方对最后正确接收的分组发ACK，以替代NAK
 - 接收方必须显式地包含被正确接收分组的序号
- ❑ 当收到重复的ACK（如：再次收到ack0）时，发送方与收到NAK采取相同的动作：重传当前分组
- ❑ 为后面的一次发送多个数据单位做一个准备
 - 一次能够发送多个
 - 每一个的应答都有：ACK，NACK；麻烦
 - 使用对前一个数据单位的ACK，代替本数据单位的nak
 - 确认信息减少一半，协议处理简单

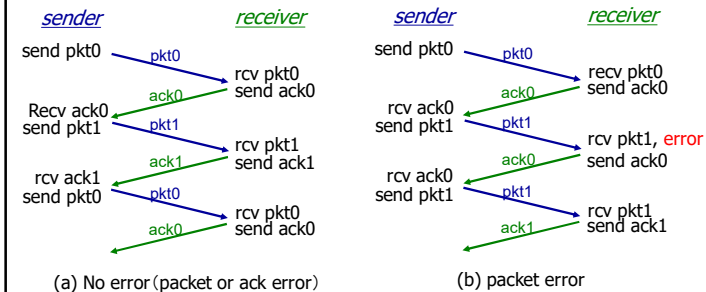
Transport Layer 3-38

NAK free



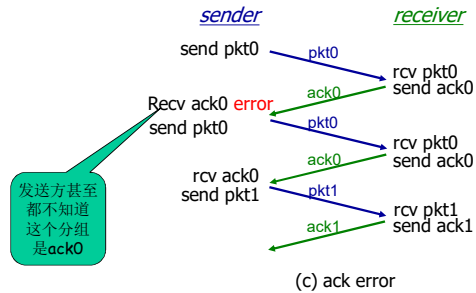
Transport Layer 3-39

rdt2.2的运行



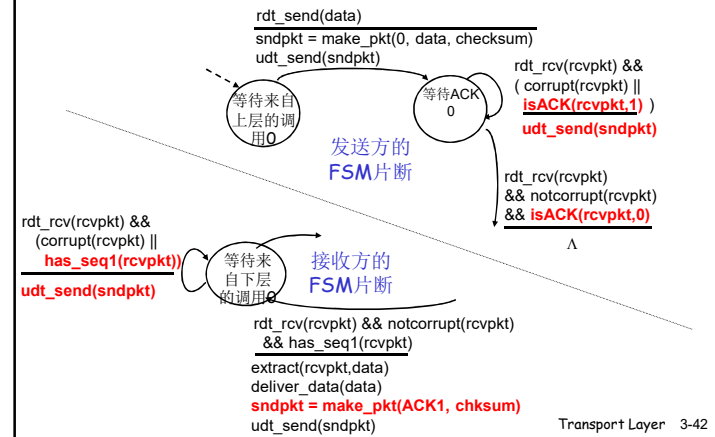
Transport Layer 3-40

rdt2.2的运行



Transport Layer 3-41

rdt2.2: 发送方和接收方片断



Transport Layer 3-42

rdt3.0: 具有比特差错和分组丢失的信道

新的假设: 下层信道可能会丢失分组 (数据或ACK)

- 会死锁
- 机制还不够处理这种状况:
 - 检验和
 - 序列号
 - ACK
 - 重传

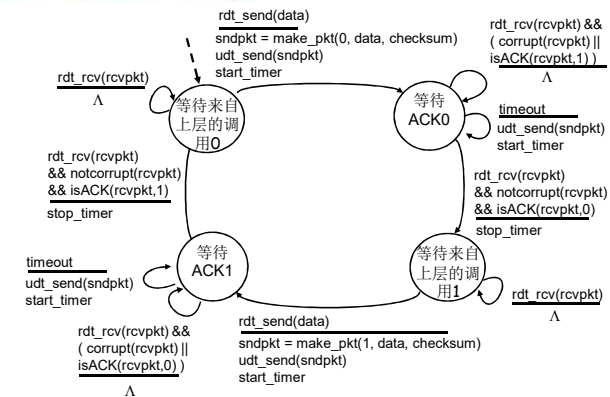
方法: 发送方等待ACK一段合理的时间

- 发送端超时重传: 如果到时间没有收到ACK→重传
- 问题: 如果分组 (或ACK) 只是被延迟了:
 - 重传将会导致数据重复, 但利用序列号已经可以处理这个问题
 - 接收方必须指明被正确接收的序列号
- 需要一个倒计时定时器

链路层的timeout时间确定的
传输层timeout时间是适应式的

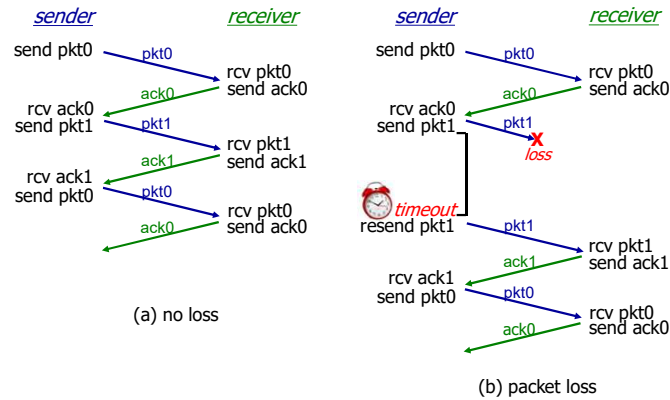
Transport Layer 3-43

rdt3.0 发送方

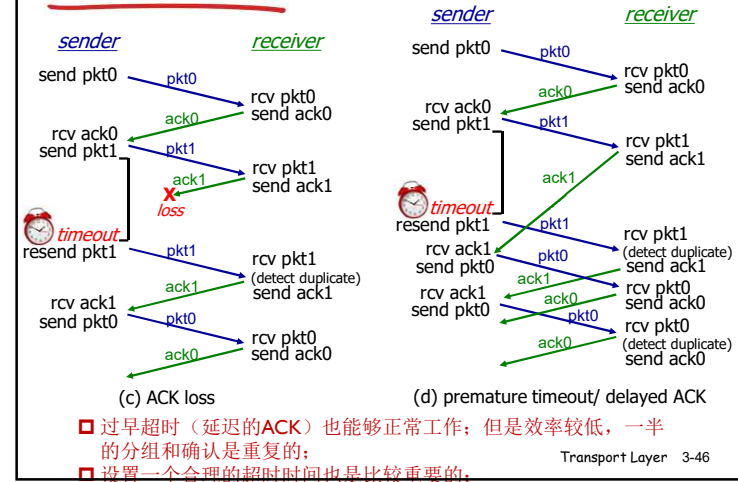


Transport Layer 3-44

rdt3.0的运行



rdt3.0的运行



rdt3.0的性能

- rdt3.0可以工作，但链路容量比较大的情况下，性能很差
 - 链路容量比较大，一次发一个PDU 的不能够充分利用链路的传输能力
- 例：1 Gbps的链路，15 ms端-端传播延时，分组大小为1kB：

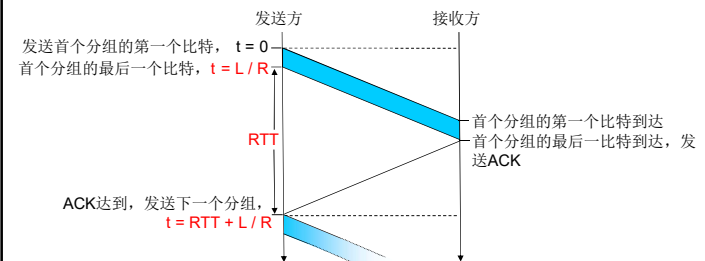
$$T_{\text{transmit}} = \frac{L (\text{分组长度, 比特})}{R (\text{传输速率, bps})} = \frac{8\text{kb}/\text{pkt}}{10^9 \text{ b/sec}} = 8\mu\text{s}$$

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

- U_{sender} : 利用率 - 忙于发送的时间比例
- 每30ms发送1KB的分组 → 270kbps=33.75kB/s 的吞吐量（在1 Gbps 链路上）
- 瓶颈在于：网络协议限制了物理资源的利用！

Transport Layer 3-47

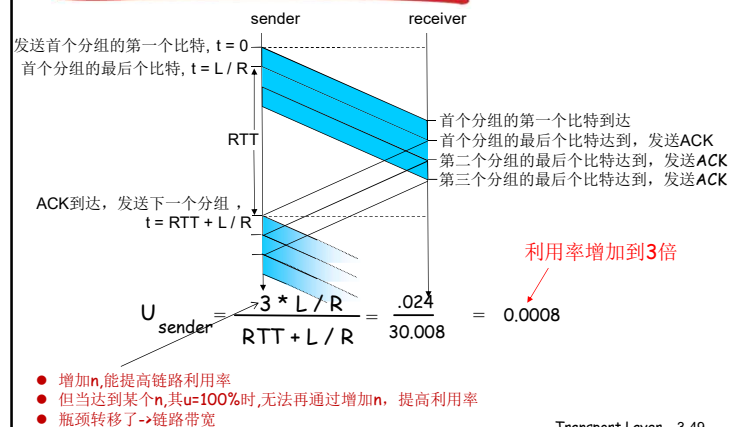
rdt3.0: 停-等操作



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

Transport Layer 3-48

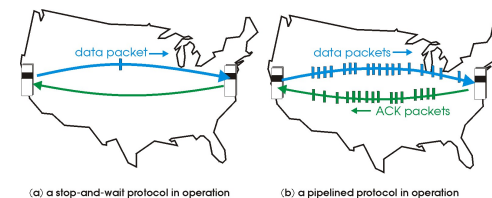
流水线：提高链路利用率



流水线协议

流水线：允许发送方在**未得到对方确认**的情况下**一次发送多个**分组

- 必须增加序号的范围: 用多个bit表示分组的序号
- 在发送方/接收方要有缓冲区
 - 发送方缓冲: 未得到确认, 可能需要重传;
 - 接收方缓存: 上层用户取用数据的速率 \neq 接收到的数据速率; 接收到的数据可能乱序, 排序交付 (可靠)



□ 两种通用的流水线协议：**回退N步(GBN)**和**选择重传(SR)**

Transport Layer 3-50

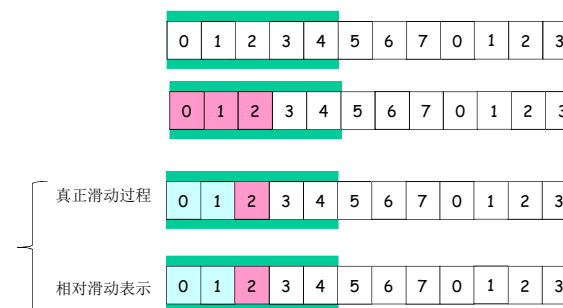
通用：滑动窗口(slide window)协议

- 发送缓冲区
 - 形式: 内存中的一个区域, 落入缓冲区的分组可以发送
 - 功能: 用于存放已发送, 但是没有得到确认的分组
 - 必要性: 需要重发时可用
- 发送缓冲区的大小: 一次最多可以发送多少个未经确认的分组
 - 停止等待协议=1
 - 流水线协议 $\gg 1$, 合理的值, 不能很大, 链路利用率不能超100%
- 发送缓冲区中的分组
 - 未发送的: 落入发送缓冲区的分组, 可以连续发送出去;
 - 已经发送出去的、等待对方确认的分组: 发送缓冲区的分组只有得到确认才能删除

Transport Layer 3-51

发送窗口滑动过程-相对表示方法

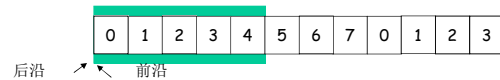
- 采用相对移动方式表示, 分组不动
- 可缓冲范围移动, 代表一段可以发送的权力



Transport Layer 3-52

滑动窗口(slide window)协议

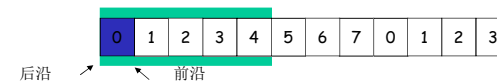
- 发送窗口：发送缓冲区内容的一个范围
 - 那些已发送但是未经确认分组的序号构成的空间
- 发送窗口的最大值 \leq 发送缓冲区的值
- 一开始：没有发送任何一个分组
 - 后沿=前沿
 - 之间为发送窗口的尺寸=0
- 每发送一个分组，前沿前移一个单位



Transport Layer 53

发送窗口的移动->前沿移动

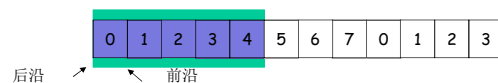
- 发送窗口前沿移动的极限：不能够超过发送缓冲区



Transport Layer 3-54

发送窗口的移动->前沿移动

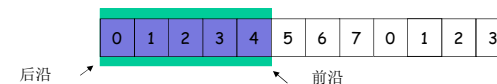
- 发送窗口前沿移动的极限：不能够超过发送缓冲区



Transport Layer 3-55

发送窗口的移动->后沿移动

- 发送窗口后沿移动
 - 条件：收到老分组的确认
 - 结果：发送缓冲区罩住新的分组，来了分组可以发送
 - 移动的极限：不能够超过前沿

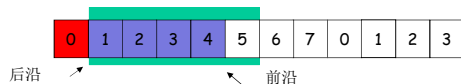


Transport Layer 3-56

发送窗口的移动->后沿移动

发送窗口后沿移动

- 条件：收到老分组(后沿)的确认
- 结果：发送缓冲区罩住新的分组，来了分组可以发送
- 移动的极限：不能够超过前沿

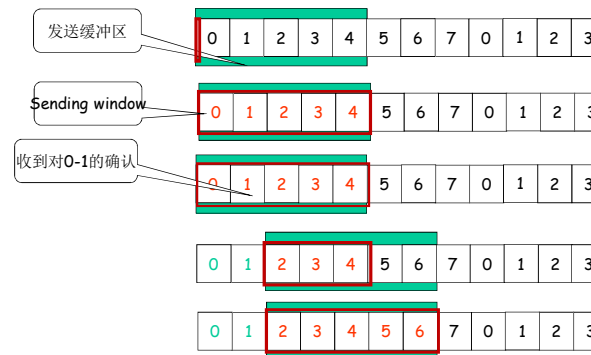


Transport Layer 3-57

3.5 滑动窗口(slide window)协议

滑动窗口技术

发送窗口 (sending window)

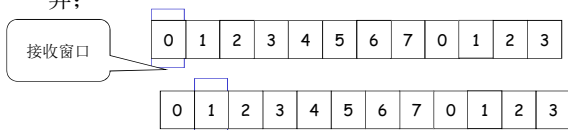


58

滑动窗口(slide window)协议-接收窗口

接收窗口 (receiving window)=接收缓冲区

- 接收窗口用于控制哪些分组可以接收；
 - 只有收到的分组序号落入接收窗口内才允许接收
 - 若序号在接收窗口之外，则丢弃；
- 接收窗口尺寸 $W_r=1$ ，则只能顺序接收；
- 接收窗口尺寸 $W_r>1$ ，则可以乱序接收
 - 但提交给上层的分组，要按序
- 例子： $W_r=1$ ，在0的位置；只有0号分组可以接收；向前滑动一个，罩在1的位置，如果来了第2号分组，则丢弃；

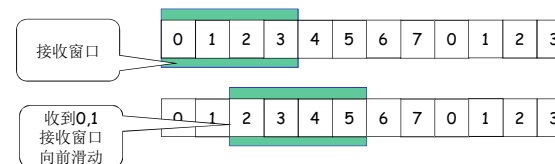


59

滑动窗口(slide window)协议-接收窗口

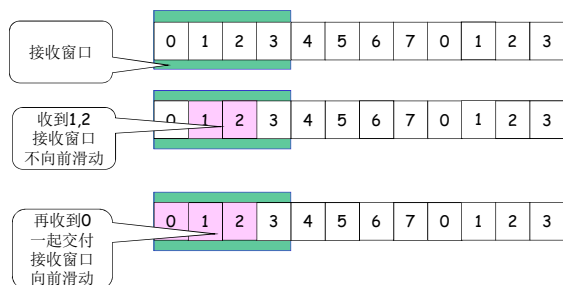
接收窗口的滑动和发送确认

- 滑动：
 - 低序号的分组到来，接收窗口移动；
 - 高序号分组乱序到，缓存但不交付（因为要实现rdt，不允许失序），不滑动
- 发送确认：
 - 接收窗口尺寸 $=1$ ：发送连续收到的最大的分组确认（累计确认）
 - 接收窗口尺寸 >1 ：收到分组，发送那个分组的确认（非累计确认）



60

滑动窗口(slide window)协议-接收窗口



61

正常情况下的2个窗口互动

发送窗口

- 有新的分组落入发送缓冲区范围，发送->前沿滑动
- 来了老的低序号分组的确认->后沿向前滑动->新的分组可以落入发送缓冲区的范围

接收窗口

- 收到分组，落入到接收窗口范围内，接收
- 是低序号，发送确认给对方

- 发送端上面来了分组->发送窗口滑动->接收窗口滑动->发确认

62

异常情况下GBN的2窗口互动

发送窗口

- 新分组落入发送缓冲区范围，发送->前沿滑动
- 超时重发机制让发送端将发送窗口中的所有分组发送出去
- 来了老分组的重复确认->后沿不向前滑动->新的分组无法落入发送缓冲区的范围（此时如果发送缓冲区有新的分组可以发送）

接收窗口

- 收到乱序分组，没有落入到接收窗口范围内，抛弃
- （重复）发送老分组的确认，累计确认；

63

异常情况下SR的2窗口互动

发送窗口

- 新分组落入发送缓冲区范围，发送->前沿滑动
- 超时重发机制让发送端将超时的分组重新发送出去
- 来了乱序分组的确认->后沿不向前滑动->新的分组无法落入发送缓冲区的范围（此时如果发送缓冲区有新的分组可以发送）

接收窗口

- 收到乱序分组，落入到接收窗口范围内，接收
- 发送该分组的确认，单独确认；

64

GBN协议和SR协议的异同

相同之处

- 发送窗口>1
- 一次能够可发送多个未经确认的分组

不同之处

- GBN:接收窗口尺寸=1
 - 接收端: 只能顺序接收
 - 发送端: 从表现来看, 一旦一个分组没有发成功, 如: 0,1,2,3,4; 假如1未成功, 234都发送出去了, 要返回1再发送: 6B1
- SR: 接收窗口尺寸>1
 - 接收端: 可以乱序接收
 - 发送端: 发送0,1,2,3,4, 一旦1未成功, 2,3,4,已发送, 无需重发, 选择性发送1

Transport Layer 3-65

流水线协议: 总结

Go-back-N:

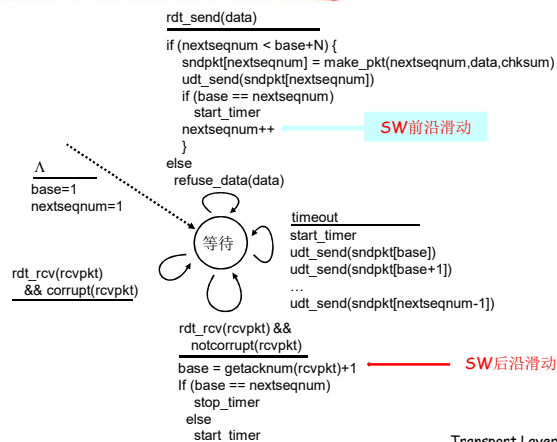
- 发送端最多在流水线中有N个未确认的分组
- 接收端只是发送累计型确认cumulative ack
 - 接收端如果发现gap, 不确认新到来的分组
- 发送端拥有对最老的未确认分组的定时器
 - 只需设置一个定时器
 - 当定时器到时, 重传所有未确认分组

Selective Repeat:

- 发送端最多在流水线中有N个未确认的分组
- 接收方对每个到来的分组单独确认individual ack (非累计确认)
- 发送方为每个未确认的分组保持一个定时器
 - 当超时定时器到时, 只是重发到时的未确认分组

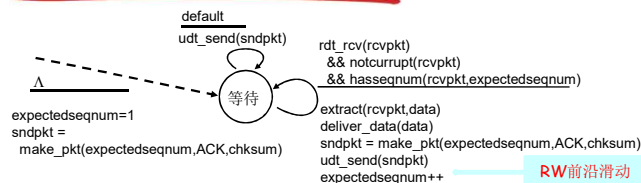
Transport Layer 3-66

GBN: 发送方扩展的FSM

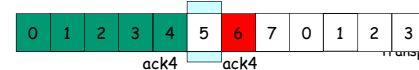


Transport Layer 3-67

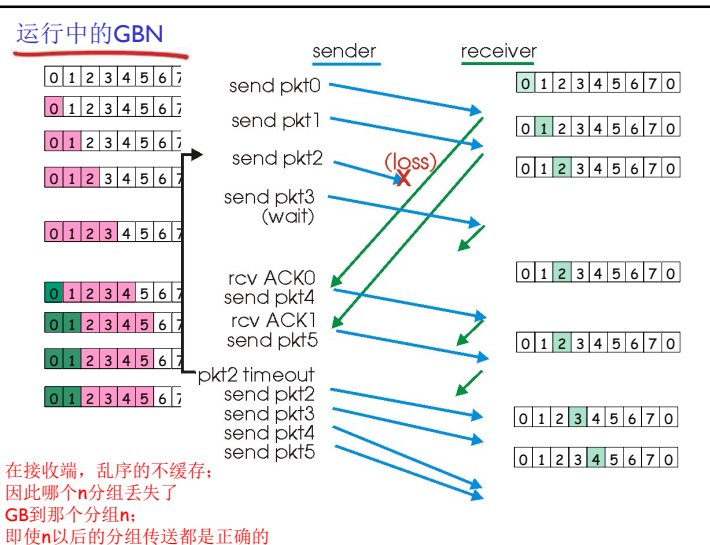
GBN: 接收方扩展的FSM



- 只发送ACK: 对顺序接收的最高序号的分组
 - 可能会产生重复的ACK
 - 只需记住expectedseqnum; 接收窗口=1
 - 只有一个变量就可表示接收窗口
- 对乱序的分组:
 - 丢弃 (不缓存) → 在接收方不被缓存!
 - 对顺序接收的最高序号的分组进行确认-累计确认



Transport Layer 3-68



选择重传SR

- 接收方对每个正确接收的分组，分别发送ACKn（非累积确认）
 - 接收窗口>1
 - 可以缓存乱序的分组
 - 最终将分组按顺序交付给上层
- 发送方只对那些没有收到ACK的分组进行重发-选择性重发
 - 发送方为每个未确认的分组设定一个定时器
- 发送窗口的最大值（发送缓冲区）限制发送未确认分组的个数

Transport Layer 3-70

选择重传

发送方

从上层接收数据：

- 如果下一个可用于该分组的序号可在发送窗口中，则发送

timeout(n):

- 重新发送分组n，重新设定定时器

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

- 将分组n标记为已接收
- 如n为最小未确认的分组序号，将base移到下一个未确认序号

接收方

分组n [rcvbase, rcvbase+N-1]

- 发送ACK(n)
- 乱序：缓存
- 有序：该分组及以前缓存的序号连续的分组交付给上层，然后将窗口移到下一个仍未被接收的分组

分组n [rcvbase-N, rcvbase-1]

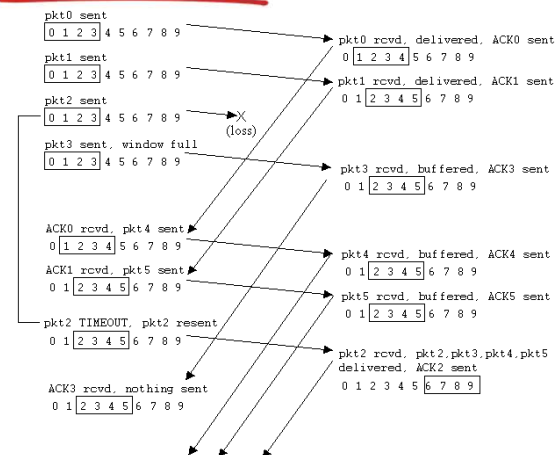
ACK(n)

其它：

- 忽略该分组

Transport Layer 3-71

选择重传SR的运行



† Layer 3-72

对比GBN和SR

	GBN	SR
优点	简单，所需资源少（接收方一个缓存单元）	出错时，重传一个代价小
缺点	一旦出错，回退N步代价大	复杂，所需要资源多（接收方多个缓存单元）

适用范围

- 出错率低：比较适合GBN，出错非常罕见，没有必要用复杂的SR，为罕见的事件做日常的准备和复杂处理
- 链路容量大（延迟大、带宽大）：比较适合SR而不是GBN，一点出错代价太大

Transport Layer 3-73

窗口的最大尺寸

GBN: $2^n - 1$

SR: 2^{n-1}

例如: $n=2$; 序列号: 0, 1, 2, 3

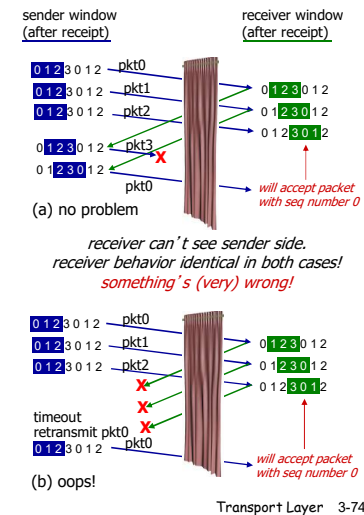
GBN = 3

SR = 2

SR的例子:

- 接收方看不到二者的区别!
- 将重复数据误认为新数据 (a)

Q: 序号大小与窗口大小之间的关系?



Transport Layer 3-74

第3章：提纲

3.1 概述和传输层服务

3.2 多路复用与解复用

3.3 无连接传输: UDP

3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输: TCP

- 段结构
- 可靠数据传输
- 流量控制
- 连接管理

3.6 拥塞控制原理

3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-75

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、按顺序的字节流:

- 没有报文边界

管道化（流水线）:

- TCP拥塞控制和流量控制设置窗口大小

发送和接收缓存

全双工数据:

- 在同一连接中数据流双向流动

- MSS: 最大报文段大小

面向连接:

- 在数据交换之前，通过握手（交换控制报文）初始化发送方、接收方的状态变量

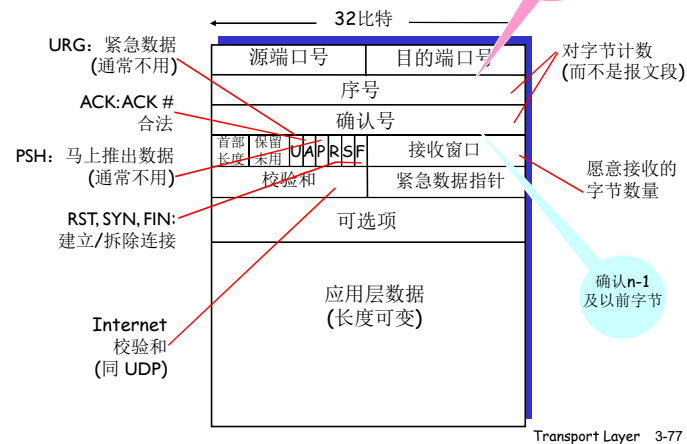
有流量控制:

- 发送方不会淹没接收方



Transport Layer 3-76

TCP报文段结构



TCP 序号, 确认号

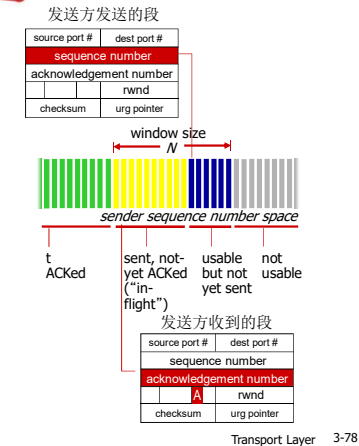
序号:

- 报文段首字节的在字流的编号

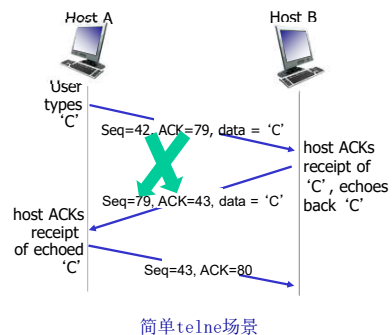
确认号:

- 期望从另一方收到的下一个字节的序号
- 累积确认

Q: 接收方如何处理乱序的报文段-没有规定



TCP序号和确认号



Transport Layer 3-79

TCP往返延时 (RTT) 和超时

Q: 怎样设置TCP 超时?

- 比RTT要长
 - 但RTT是变化的
- 太短: 太早超时
 - 不必要的重传
- 太长: 对报文段丢失反应太慢, 消极

Q: 怎样估计RTT?

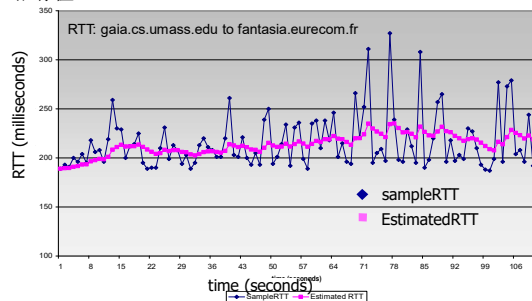
- SampleRTT: 测量从报文段发出到收到确认的时间
 - 如果有重传, 忽略此次测量
- SampleRTT会变化, 因此估计的RTT应该比较平滑
 - 对几个最近的测量值求平均, 而不是仅用当前的SampleRTT

Transport Layer 3-80

TCP往返延时（RTT）和超时

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

- 指数加权移动平均
- 过去样本的影响呈指数衰减
- 推荐值: $\alpha = 0.125$



Transport Layer 3-81

TCP往返延时（RTT）和超时

设置超时

- EstimatedRTT + 安全边界时间
 - EstimatedRTT变化大 (方差大) → 较大的安全边界时间
- SampleRTT会偏离EstimatedRTT多远:

$$\text{DevRTT} = (1 - \beta) * \text{DevRTT} + \beta * |\text{SampleRTT} - \text{EstimatedRTT}|$$

(推荐值: $\beta = 0.25$)

超时时间间隔设置为:

$$\text{TimeoutInterval} = \text{EstimatedRTT} + 4 * \text{DevRTT}$$



↑
estimated RTT

↑
"safety margin"

Transport Layer 3-82

第3章：提纲

- 3.1 概述和传输层服务
- 3.2 多路复用与解复用
- 3.3 无连接传输: UDP
- 3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输: TCP

- 段结构
- 可靠数据传输
- 流量控制
- 连接管理

3.6 拥塞控制原理

3.7 TCP 拥塞控制

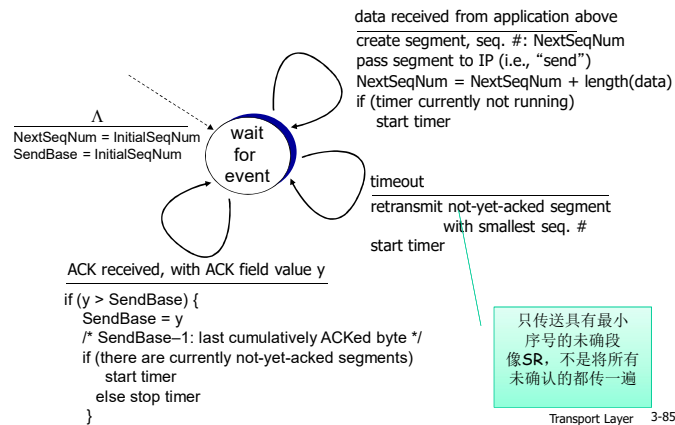
Transport Layer 3-83

TCP: 可靠数据传输

- TCP在IP不可靠服务的基础上建立了 rdt
 - 管道化的报文段
 - GBN or SR
 - 累积确认 (像GBN)
 - 单个重传定时器 (像GBN)
 - 是否可以接受乱序的, 没有规范
- 通过以下事件触发重传
 - 超时 (只重发那个最早的未确认段: SR)
 - 重复的确认
 - 例子: 收到了ACK50, 之后又收到3个ACK50
- 首先考虑简化的TCP发送方:
 - 忽略重复的确认
 - 忽略流量控制和拥塞控制

Transport Layer 3-84

TCP 发送方(简化版)



TCP发送方事件:

从应用层接收数据:

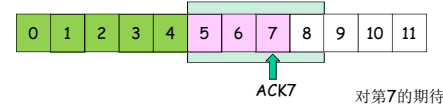
- 用nextseq创建报文段
- 序号nextseq为报文段首字节的字节流编号
- 如果还没有运行，启动定时器
 - 定时器与最早未确认的报文段关联
 - 过期间隔: TimeoutInterval

超时:

- 重传后沿最老的报文段
- 重新启动定时器

收到确认:

- 如果是对尚未确认的报文段确认
 - 更新已被确认的报文序号
 - 如果当前还有未被确认的报文段，重新启动定时器



Transport Layer 3-86

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 */

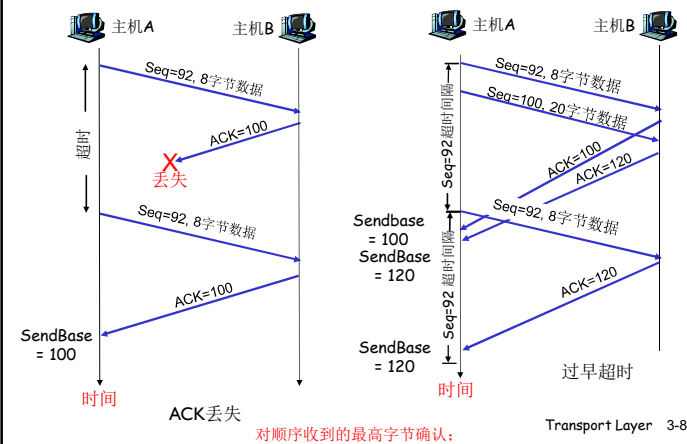
简化的TCP发送方

注释:
• SendBase-1: 最后一个累积确认的字节

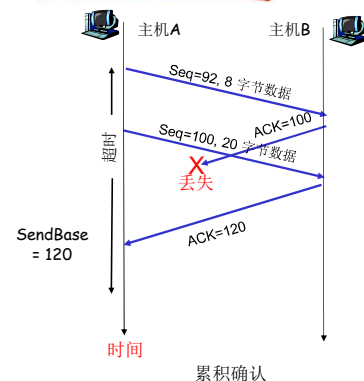
例:
• SendBase-1 = 71;
y = 73, 因此接收方期望73+;
y > SendBase, 因此新的数据被确认

Transport Layer 3-87

TCP: 重传



TCP：重传



Transport Layer 3-89

产生TCP ACK的建议 [RFC 1122, RFC 2581]

接收方的事件

TCP接收方动作

所期望序号的报文段按序到达。
所有在期望序号之前的数据都已经被确认

延迟的ACK。对另一个按序报文段的到达最多等待500ms。如果下一个报文段在这个时间间隔内没有到达，则发送一个ACK。

有期望序号的报文段到达。
另一个按序报文段等待发送ACK

立即发送单个累积ACK，以确认两个按序报文段。

比期望序号大的报文段乱序到达。
检测出数据流中的间隔

立即发送重复的ACK，指明下一个期待字节的序号

能部分或完全填充接收数据间隔的
报文段到达。

若该报文段起始于间隔（gap）的低端，
则立即发送ACK。

Transport Layer 3-90

快速重传

□ 超时周期往往太长：

- 在重传丢失报文段之前的延时太长

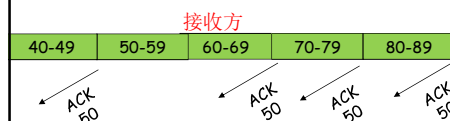
□ 通过重复的ACK来检测报文段丢失

- 发送方通常连续发送大量报文段
- 如果报文段丢失，通常会引起多个重复的ACK

□ 如果发送方收到同一数据的3个冗余ACK，重传最小序号的段：

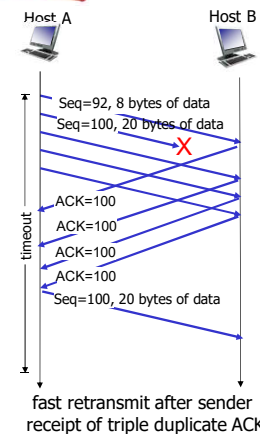
- 快速重传：**在定时器过时之前重发报文段
- 它假设跟在被确认的数据后面的数据丢失了

- 第一个ACK是正常的；
- 收到第二个该段的ACK，表示接收方收到一个该段后的乱序段；
- 收到第3、4个该段的ack，表示接收方收到该段之后的2个，3个乱序段，可能性非常大段丢失了



Transport Layer 3-91

TCP快速重传



Transport Layer 3-92

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
    }
}
```

已确认报文段的
一个重复确认

快速重传

Transport Layer 3-93

第3章: 提纲

3.1 概述和传输层服务

3.2 多路复用与解复用

3.3 无连接传输: UDP

3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输:

TCP

■ 段结构

■ 可靠数据传输

■ 流量控制

■ 连接管理

3.6 拥塞控制原理

3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-94

TCP 流量控制

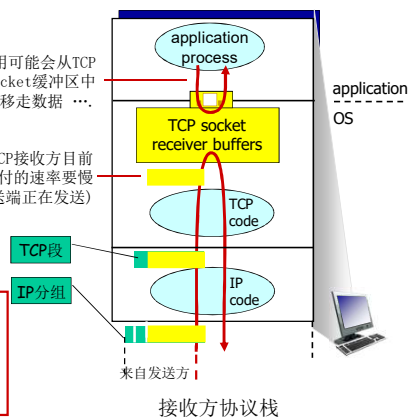
缓冲区TCP往里面写
，app从当中读取

应用可能会从TCP
socket缓冲区中
移走数据 ...

... 比TCP接收方目前
交付的速率要慢
(发送端正在发送)

流量控制

接收方控制发送方，不让发送
方发送的太多、太快以至于让
接收方的缓冲区溢出



Transport Layer 3-95

TCP流量控制

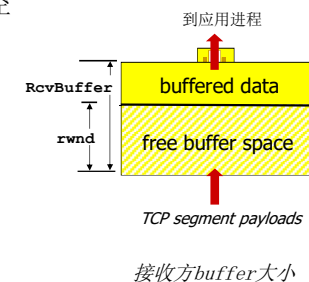
□ 接收方在其向发送方的TCP段
头部的rwnd字段“通告”其空
闲buffer大小

○ RcvBuffer大小通过socket选项
设置 (典型默认大小为4096 字
节)

○ 很多操作系统自动调整
RcvBuffer

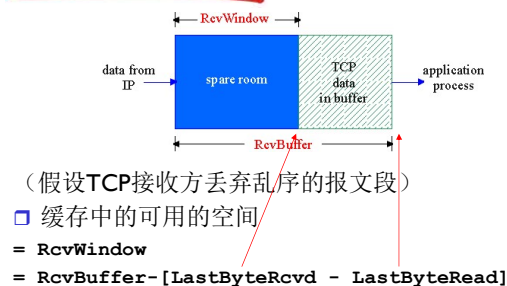
□ 发送方限制未确认 (“in-
flight”) 字节的个数 ≤ 接收
方发送过来的 rwnd 值

□ 保证接收方不会被淹没



Transport Layer 3-96

TCP流量控制



Transport Layer 3-97

第3章：提纲

- 3.1 概述和传输层服务
- 3.2 多路复用与解复用
- 3.3 无连接传输：UDP
- 3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输：TCP

- 段结构
- 可靠数据传输
- 流量控制
- 连接管理

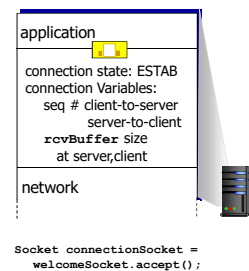
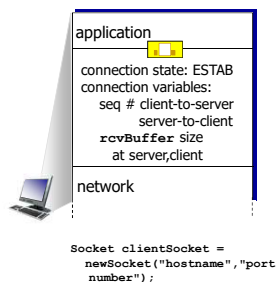
- 3.6 拥塞控制原理
- 3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-98

TCP连接管理

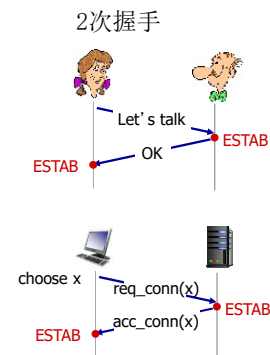
在正式交换数据之前，发送方和接收方握手建立通信关系：

- 同意建立连接（每一方都知道对方愿意建立连接）
- 同意连接参数



Transport Layer 3-99

同意建立连接

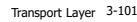


Q: 在网络中，2次握手建立连接总是可行吗？

- 变化的延迟（连接请求的段没有丢，但可能超时）
- 由于丢失造成的重传 (e.g. req_conn(x))
- 报文乱序
- 相互看不到对方

Transport Layer 3-100

2次握手的失败场景:



client state

[illegible]

```

graph TD
    closed((closed)) -- "Socket connectionSocket =  
welcomeSocket.accept();" --> listen((listen))
    listen -- "SYN(x)" --> syn_rcvd1((SYN rcvd))
    syn_rcvd1 -- "SYNACK(seq=y, ACKnum=x+1)" --> estab((ESTAB))
    closed -- "Socket clientSocket =  
newSocket('hostname', 'port  
number');" --> syn_sent((SYN sent))
    syn_sent -- "SYNACK(seq=y, ACKnum=x+1)" --> estab
    estab -- "ACK(ACKnum=y+1)" --> listen
  
```

Socket connectionSocket =
welcomeSocket.accept();

Δ

SYN(x)

SYNACK(seq=y, ACKnum=x+1)
创建一个新的socket用于
和client的通信

SYN rcvd

ACK(ACKnum=y+1)

Δ

Socket clientSocket =
newSocket("hostname", "port
number");

SYN(seq=x)

SYN sent

SYNACK(seq=y, ACKnum=x+1)
ACK(ACKnum=y+1)

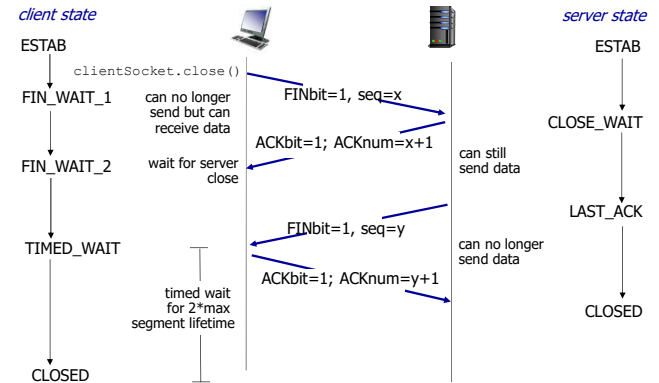
ESTAB

TCP: 关闭连接

- ❖ 客户端，服务器分别关闭它自己这一侧的连接
 - 发送FIN bit = 1的TCP段
- ❖ 一旦接收到FIN，用ACK回应
 - 接到FIN段，ACK可以和它自己发出的FIN段一起发送
- ❖ 可以处理同时的FIN交换

Transport Layer 3-105

TCP: 关闭连接



Transport Layer 3-106

第3章：提纲

- 3.1 概述和传输层服务
- 3.2 多路复用与解复用
- 3.3 无连接传输：UDP
- 3.4 可靠数据传输的原理
- 3.5 面向连接的传输：TCP
 - 段结构
 - 可靠数据传输
 - 流量控制
 - 连接管理
- 3.6 拥塞控制原理
- 3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-107

拥塞控制原理

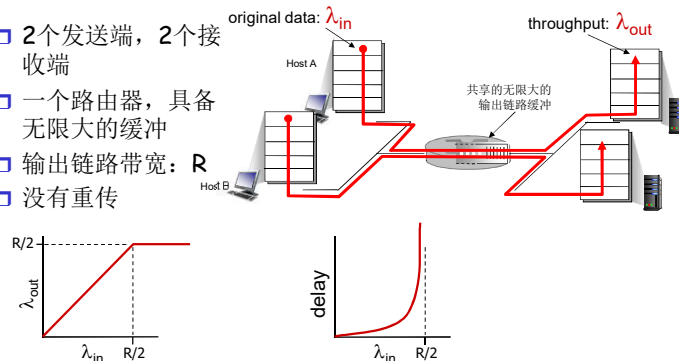
拥塞：

- ❑ 非正式的定义：“太多的数据需要网络传输，超过了网络的处理能力”
- ❑ 与流量控制不同
- ❑ 拥塞的表现：
 - 分组丢失 (路由器缓冲区溢出)
 - 分组经历比较长的延迟 (在路由器的队列中排队)
- ❑ 网络中前10位的问题！

Transport Layer 3-108

拥塞的原因/代价: 场景1

- 2个发送端, 2个接收端
- 一个路由器, 具备无限大的缓冲
- 输出链路带宽: R
- 没有重传



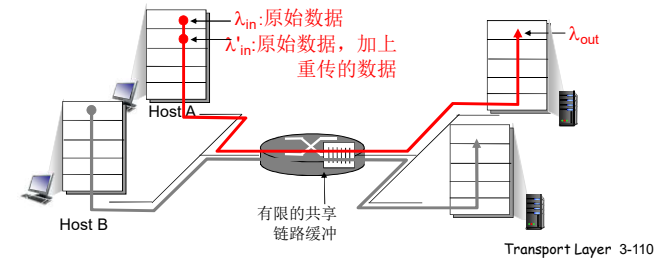
❖ 每个连接的最大吞吐量: $R/2$

❖ 当进入的速率 λ_{in} 接近链路带宽 R 时, 延迟增大

Transport Layer 3-109

拥塞的原因/代价: 场景2

- 一个路由器, **有限的缓冲**
- 分组丢失时, 发送端重传
 - 应用层的输入=应用层输出: $\lambda_{in} = \lambda_{out}$
 - 传输层的输入包括重传: $\lambda'_{in} \geq \lambda_{in}$



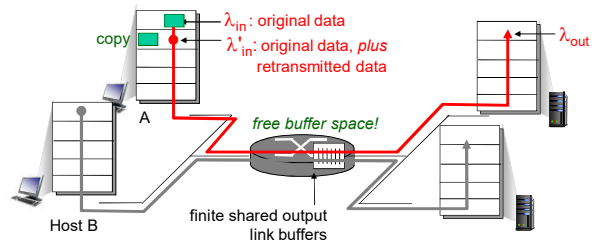
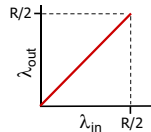
Transport Layer 3-110

拥塞的原因/代价: 场景2

理想化: 发送端有完美的信息

发送端知道什么时候路由器的缓冲是可用的

- 只在缓冲可用时发送
- 不会丢失: $\lambda'_{in} = \lambda_{in}$



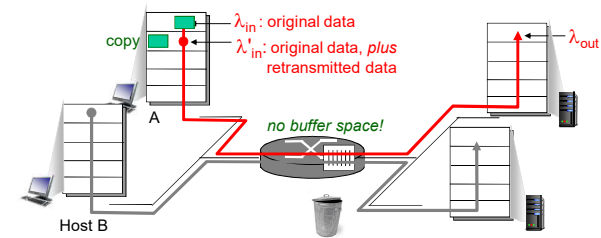
Transport Layer 3-111

拥塞的原因/代价: 场景2

理想化: 掌握丢失信息

分组可以丢失, 在路由器由于缓冲器满而被丢弃

- ❖ 如果知道分组丢失了, 发送方重传分组



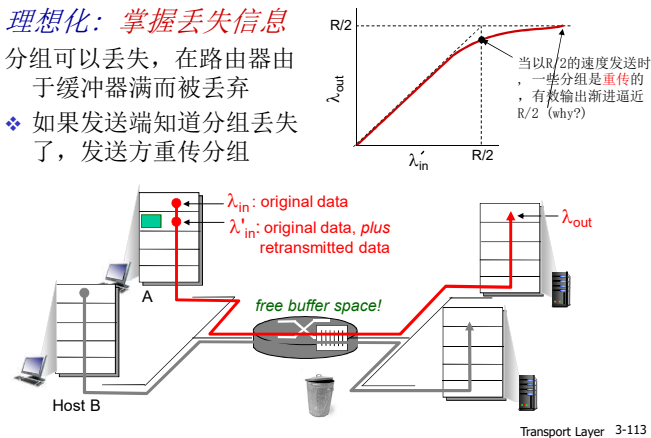
Transport Layer 3-112

拥塞的原因/代价: 场景2

理想化: 掌握丢失信息

分组可以丢失, 在路由器由于缓冲器满而被丢弃

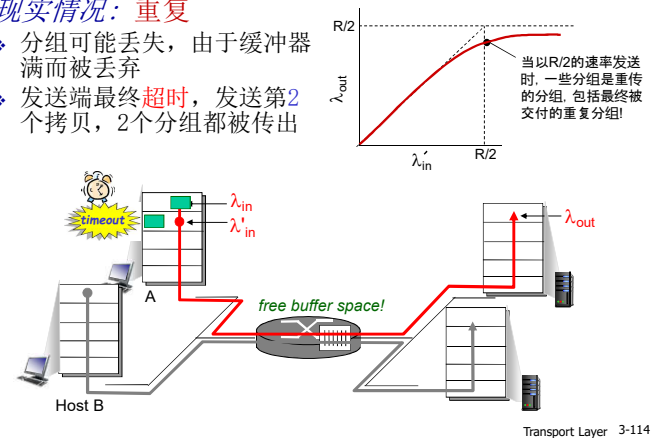
- ❖ 如果发送端知道分组丢失了, 发送方重传分组



拥塞的原因/代价: 场景2

现实情况: 重复

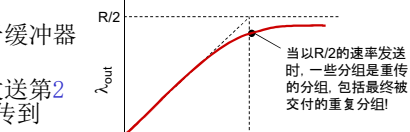
- ❖ 分组可能丢失, 由于缓冲器满而被丢弃
- ❖ 发送端最终超时, 发送第2个拷贝, 2个分组都被传出



拥塞的原因/代价: 场景2

现实情况: 重复

- ❖ 分组可能丢失, 由于缓冲器满而被丢弃
- ❖ 发送端最终超时, 发送第2个拷贝, 2个分组都被传到



拥塞的“代价”:

- ❖ 为了达到一个有效输出, 网络需要做更多的工作 (重传)
- ❖ 没有必要的重传, 链路中包括了多个分组的拷贝
 - 是那些没有丢失, 经历的时间比较长 (拥塞状态) 但是超时的分组
 - 降低了的 “goodput”

输出比输入少原因: 1) 重传的丢失分组; 2) 没有必要重传的重复分组

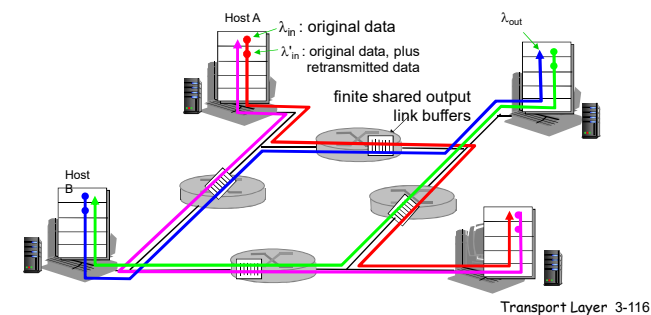
Transport Layer 3-115

拥塞的原因/代价: 场景3

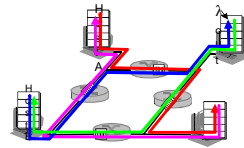
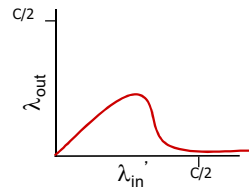
- 4个发送端
- 多重路径
- 超时 / 重传

Q: 当 λ_{in} λ'_{in} 增加时, 会发生什么?

A: 当红色的 λ'_{in} 增加时, 所有到来的蓝色分组都在最上方的队列中丢弃了, 蓝色吞吐 $\rightarrow 0$



拥塞的原因/代价: 场景3



又一个拥塞的代价:

- 当分组丢失时, 任何“关于这个分组的上游传输能力”都被浪费了

Transport Layer 3-117

拥塞控制方法

2种常用的拥塞控制方法:

端到端拥塞控制:

- 没有来自网络的显式反馈
- 端系统根据延迟和丢失事件推断是否有拥塞
- TCP采用的方法

网络辅助的拥塞控制:

- 路由器提供给端系统以反馈信息
 - 单个bit置位, 显示有拥塞 (SNA, DECbit, TCP/IP ECN, ATM)
 - 显式提供发送端可以采用的速率

Transport Layer 3-118

案例学习: ATM ABR 拥塞控制

ABR: available bit rate:

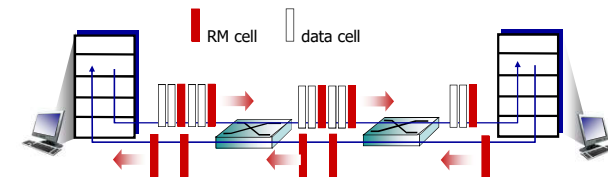
- “弹性服务”
- 如果发送端的路径“轻载”
 - 发送方使用可用带宽
- 如果发送方的路径拥塞了
 - 发送方限制其发送的速度到一个最小保障速率上

RM (资源管理) 信元:

- 由发送端发送, 在数据信元中间隔插入
- RM信元中的比特被交换机设置 (“网络辅助”)
 - NI bit: no increase in rate (轻微拥塞) 速率不要增加了
 - CI bit: congestion indication 拥塞指示
- 发送端发送的RM信元被接收端返回, 接收端不做任何改变

Transport Layer 3-119

案例学习: ATM ABR 拥塞控制



- 在RM信元中的2个字节 ER (explicit rate) 字段
 - 拥塞的交换机可能会降低信元中ER的值
 - 发送端发送速度因此是最低的可支持速率
- 数据信元中的EFCI bit: 被拥塞的交换机设置成1
 - 如果在管理信元RM前面的数据信元EFCI被设置成了1, 接收端在返回的RM信元中设置CI bit

Transport Layer 3-120

第3章：提纲

3.1 概述和传输层服务

3.2 多路复用与解复用

3.3 无连接传输：UDP

3.4 可靠数据传输的原理

3.5 面向连接的传输： TCP

■ 段结构

■ 可靠数据传输

■ 流量控制

■ 连接管理

3.6 拥塞控制原理

3.7 TCP 拥塞控制

Transport Layer 3-121

TCP 拥塞控制：机制

□ 端到端的拥塞控制机制

- 路由器不向主机有关拥塞的反馈信息
 - 路由器的负担较轻
 - 符合网络核心简单的TCP/IP架构原则
- 端系统根据自身得到的信息，判断是否发生拥塞，从而采取行动

拥塞控制的几个问题

□ 如何检测拥塞

- 轻微拥塞
- 拥塞

□ 控制策略

- 在拥塞发送时如何动作，降低速率
 - 轻微拥塞，如何降低
 - 拥塞时，如何降低
- 在拥塞缓解时如何动作，增加速率

Transport Layer 3-122

TCP 拥塞控制：拥塞感知

发送端如何探测到拥塞？

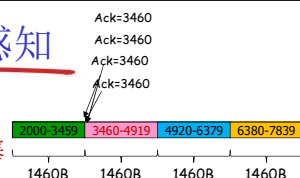
□ 某个段超时了（丢失事件）：拥塞

- 超时时间到，某个段的确认没有来
- 原因1：网络拥塞（某个路由器缓冲区没空间了，被丢弃）概率大
- 原因2：出错被丢弃了（各级错误，没有通过校验，被丢弃）概率小
- 一旦超时，就认为拥塞了，有一定误判，但是总体控制方向是对的

□ 有关某个段的3次重复ACK：轻微拥塞

- 段的第1个ack，正常，确认绿段，期待红段
- 段的第2个重复ack，意味着红段的后一段收到了，蓝段乱序到达
- 段的第2、3、4个ack重复，意味着红段的后第2、3、4个段收到了，橙段乱序到达，同时红段丢失的可能性很大（后面3个段都到了，红段都没到）
- 网络这时还能够进行一定程度的传输，拥塞但情况要比第一种好

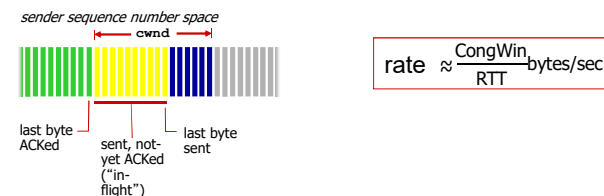
Transport Layer 3-123



TCP 拥塞控制：速率控制方法

如何控制发送端发送的速率

- 维持一个拥塞窗口的值：CongWin
- 发送端限制已发送但未确认的数据量（的上限）：
$$\text{LastByteSent} - \text{LastByteAcked} \leq \text{CongWin}$$
- 从而粗略地控制发送方的往网络中注入的速率



Transport Layer 3-124

TCP 拥塞控制：速率控制方法

如何控制发送端发送的速率

- CongWin是动态的，是感知到的网络拥塞程度的函数
 - 超时或者3个重复ack，CongWin↓
 - 超时：CongWin降为1MSS，进入ss阶段然后再倍增到CongWin/2（每个RTT），从而进入CA阶段
 - 3个重复ack：CongWin降为CongWin/2，CA阶段
 - 否则（正常收到Ack，没有发送以上情况）：CongWin跃跃欲试↑
 - SS阶段：加倍增加（每个RTT）
 - CA阶段：线性增加（每个RTT）

Transport Layer 3-125

TCP拥塞控制和流量控制的联合动作

联合控制的方法：

- 发送端控制 发送但是未确认的量同时也不能够超过接收窗口，满足流量控制要求
 - $\text{SendWin} = \min\{\text{CongWin}, \text{RecvWin}\}$
 - 同时满足 拥塞控制和流量控制要求

Transport Layer 3-126

TCP 拥塞控制：策略概述

拥塞控制策略：

- 慢启动
- AIMD：线性增、乘性减少
- 超时事件后的保守策略

Transport Layer 3-127

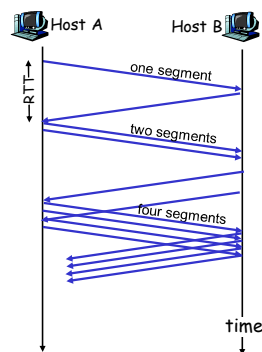
TCP 慢启动

- 连接刚建立，CongWin = 1 MSS
 - 如：MSS = 1460bytes & RTT = 200 msec
 - 初始速率 = 58.4kbps
- 当连接开始时，指数性增加发送速率，直到发生丢失的事件
 - 启动初值很低
 - 但是速度很快
- 可用带宽可能>> MSS/RTT
 - 应该尽快加速，到达希望的速率

Transport Layer 3-128

TCP 慢启动（续）

- 当连接开始时，指数性增加（每个RTT）发送速率直到发生丢失事件
 - 每一个RTT，CongWin加倍
 - 每收到一个ACK时，CongWin加1（why）
 - 慢启动阶段：只要不超时或3个重复ack，一个RTT，CongWin加倍
- 总结：初始速率很慢，但是加速却是指数性的
 - 指数增加，SS时间很短，长期来看可以忽略



Transport Layer 3-129

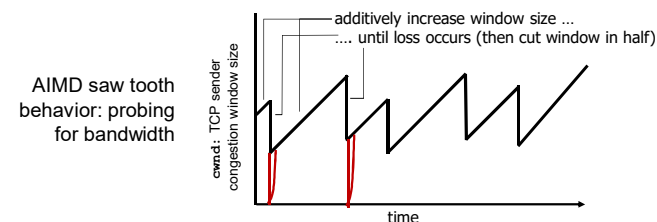
TCP 拥塞控制：AIMD

乘性减：

丢失事件后将CongWin降为1，将CongWin/2作为阈值，进入慢启动阶段（倍增直到CongWin/2）

加性增：

当CongWin>阈值时，一个RTT如没有发生丢失事件，将CongWin加1MSS：探测



Transport Layer 3-130

TCP拥塞控制：AIMD

- 当收到3个重复的ACKs:
 - CongWin 减半
 - 窗口（缓冲区大小）之后线性增长
- 当超时事件发生时:
 - CongWin被设置成1MSS，进入SS阶段
 - 之后窗口指数增长
 - 增长到一个阈值（上次发生拥塞的窗口的一半）时，再线性增加

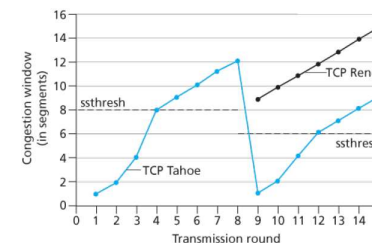
思路

- 3个重复的ACK表示网络还有一定的段传输能力
- 超时之前的3个重复的ACK表示“警报”

Transport Layer 3-131

改进(续)

- Q: 什么时候应该将指数性增长变成线性?
- A: 在超时之前，当CongWin变成上次发生超时的窗口的一半



实现:

- 变量: Threshold
- 出现丢失，Threshold设置成 CongWin的1/2

Transport Layer 3-132

总结: TCP拥塞控制

- 当 $\text{CongWin} < \text{Threshold}$, 发送端处于慢启动阶段 (slow-start), 窗口指数性增长。
- 当 $\text{CongWin} > \text{Threshold}$, 发送端处于拥塞避免阶段 (congestion-avoidance), 窗口线性增长。
- 当收到三个重复的ACKs (triple duplicate ACK), Threshold设置成 $\text{CongWin}/2$, $\text{CongWin} = \text{Threshold} + 3$ 。
- 当超时事件发生时 timeout, $\text{Threshold} = \text{CongWin}/2$, $\text{CongWin} = 1 \text{ MSS}$, 进入SS阶段

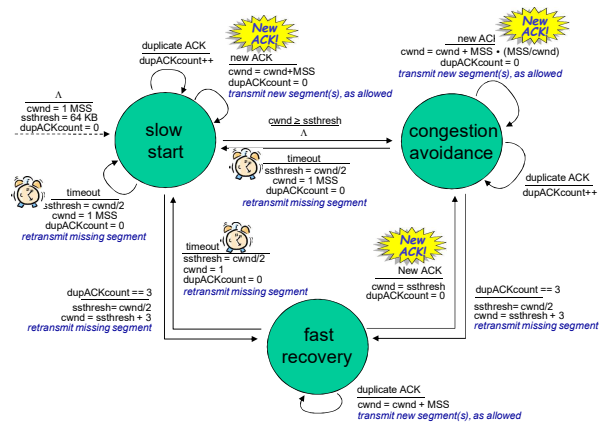
Transport Layer 3-133

TCP 发送端拥塞控制

事件	状态	TCP 发送端行为	解释
以前没有收到ACK的数据被ACKed	慢启动 (SS)	$\text{CongWin} = \text{CongWin} + \text{MSS}$ If ($\text{CongWin} > \text{Threshold}$) 状态变成 "CA"	每一个RTT CongWin 加倍
以前没有收到ACK的数据被ACKed	拥塞避免 (CA)	$\text{CongWin} = \text{CongWin} + \text{MSS} * (\text{MSS} / \text{CongWin})$	加性增加, 每一个RTT对 CongWin 加一个 1 MSS
通过收到3个重复的ACK, 发现丢失的事件	SS or CA	$\text{Threshold} = \text{CongWin}/2$, $\text{CongWin} = \text{Threshold} + 3$, 状态变成 "CA"	快速重传, 实现乘性的减。CongWin 没有变成 1 MSS.
超时	SS or CA	$\text{Threshold} = \text{CongWin}/2$, $\text{CongWin} = 1 \text{ MSS}$, 状态变成 "SS"	进入 slow start
重复的 ACK	SS or CA	对被ACKed 的segment, 增加重复ACK的计数	CongWin and Threshold 不变

Transport Layer 3-134

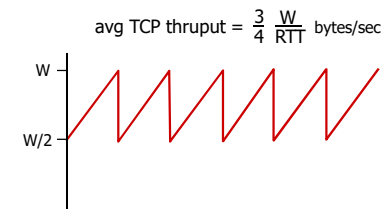
总结: TCP拥塞控制



Transport Layer 3-135

TCP 吞吐量

- TCP的平均吞吐量是多少, 使用窗口window尺寸W和RTT来描述?
 - 忽略慢启动阶段, 假设发送端总有数据传输
 - W: 发生丢失事件时的窗口尺寸 (单位: 字节)
 - 平均窗口尺寸 (#in-flight字节): $3/4 W$
 - 平均吞吐量: RTT时间吞吐 $3/4 W$



Transport Layer 3-136

TCP 未来: TCP over “long, fat pipes”

- ❑ 例如: 1500字节 / 段, 100ms RTT, 如果需要10 Gbps 吞吐量
- ❑ $T = 0.75W/R \rightarrow W = TR/0.75 = 12.5M \text{ 字节} = 83333 \text{ 段}$
- ❑ 需要窗口大小 $W = 83,333$ in-flight 段
- ❑ 吞吐量用丢失率表示:

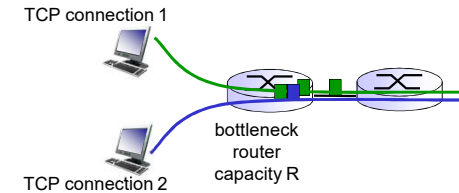
$$T = \frac{1.22 \cdot MSS}{RTT \sqrt{L}}$$

- ❑ $\rightarrow L = 2 \cdot 10^{-10}$ (为了达到10Gbps的吞吐, 平均50亿段丢失一个) *非常非常小的丢失率! 可能远远低于链路的物理丢失率, 达不到的*
- ❑ 网络带宽增加, 需要更新的TCP版本!

Transport Layer 3-137

TCP 公平性

公平性目标: 如果 K个TCP会话分享一个链路带宽为R的瓶颈, 每一个会话的有效带宽为 R/K

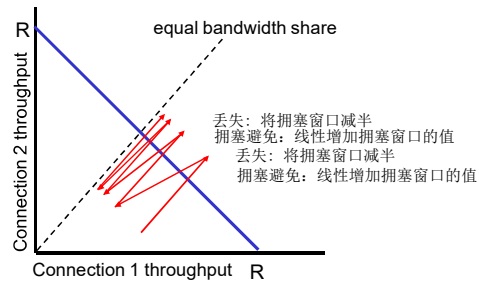


Transport Layer 3-138

为什么TCP是公平的?

2个竞争的TCP会话:

- ❑ 加性增加, 斜率为1, 吞吐量增加
- ❑ 乘性减, 吞吐量比例减少



Transport Layer 3-139

公平性 (续)

公平性和 UDP

- ❑ 多媒体应用通常不是用TCP
 - 应用发送的数据速率希望不受拥塞控制的节制
- ❑ 使用UDP:
 - 音视频应用泵出数据的速率是恒定的, 忽略数据的丢失
- ❑ 研究领域: TCP 友好性

公平性和并行TCP连接

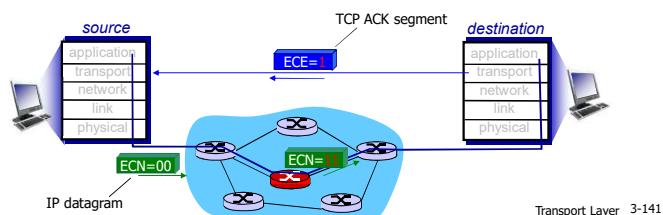
- ❑ 2个主机间可以打开多个并行的TCP连接
- ❑ Web浏览器
- ❑ 例如: 带宽为R的链路支持了9个连接:
 - 如果新的应用要求建1个TCP连接, 获得带宽 $R/10$
 - 如果新的应用要求建11个TCP连接, 获得带宽 $R/2$

Transport Layer 3-140

Explicit Congestion Notification (ECN)

网络辅助拥塞控制:

- TOS字段中2个bit被网络路由器标记, 用于指示是否发生拥塞
- 拥塞指示被传送到接收主机
- 在接收方-到发送方的ACK中, 接收方(在IP数据报中看到了拥塞指示) 设置ECE bit, 指示发送方发生了拥塞



第三章 总结(1/2)

传输层提供的服务

- 应用进程间的逻辑通信
 - Vs 网络层提供的是主机到主机的通信服务
- 互联网上传输层协议: UDP

TCP

- 特性

多路复用和解复用

- 端口: 传输层的SAP
- 无连接的多路复用和解复用
- 面向连接的多路复用和解复用

实例1: 无连接传输层协议 UDP

- 多路复用解复用
- UDP报文格式
- 检错机制: 校验和

可靠数据传输原理

- 问题描述
 - Rdt 1.0 rdt 2.0, 2.1, 2.2
 - Rdt 3.0
- 流水线协议
 - GBN
 - SR

Transport Layer 3-142

第三章 总结 (2/2)

实例2: 面向连接的传输层协议-TCP

- 概述: TCP特性
- 报文段格式
 - 序号, 超时机制及时间
- TCP可靠传输机制
- 重传, 快速重传
- 流量控制
- 连接管理
 - 三次握手
 - 对称连接释放

拥塞控制原理

- 网络辅助的拥塞控制
- 端到端的拥塞控制

TCP的拥塞控制

- AIMD
- 慢启动
- 超时之后的保守策略

Transport Layer 3-143

第三章 展望

下二章:

- 离开网络“边缘”(应用层和传输层)
- 深入到网络的“核心”
- 2个关于网络层的章
 - 数据平面
 - 控制平面

Transport Layer 3-144