

高级计算机网络综合分析题 解答

共 9 道综合分析题。试题来源：`html/高级计算机网络综合分析题.html`。

第1题（15分）TCP 拥塞控制（cwnd-轮次表）

题目：给出 `cwnd` 与传输轮次 n 的对应关系：

n	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
cwnd	1	2	4	8	16	24	25	26	27	28	1	2	4
n	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26
cwnd	8	14	15	16	17	18	19	20	10	11	12	13	14

（1）指明TCP工作在慢开始阶段的时间间隔。

解：慢开始时 `cwnd` 按指数增长（每轮约翻倍），直至达到 `ssthresh`。

- 第 1~6 轮：`1→2→4→8→16→24`（指数增长，至门限 24）
- 第 11~15 轮：`1→2→4→8→14`（超时后重新慢开始，至新门限 14）

[1, 6] 与 [11, 15]

（2）指明TCP工作在拥塞避免阶段的时间间隔。

解：拥塞避免时 `cwnd` 近似线性加 1。

- 第 6~10 轮：`24→25→26→27→28`
- 第 15~21 轮：`14→15→...→20`

[6, 10] 与 [15, 21]

（3）第10轮次和第21轮次之后发送方是通过收到三个重复的确认还是通过超时检测到丢失了报文段？

解：

- 第 10 轮之后：cwnd 从 28 骤降为 1 → **超时** 重传（Tahoe/Reno 超时均回到慢开始）。
- 第 21 轮之后：cwnd 从 20 降为 10（约为原来一半）→ **收到 3 个重复 ACK**（快重传/快恢复）。

第10轮后：超时；第21轮后：三个重复确认

(4) 第 1、11、22 轮发送时的 ssthresh

解：

- 第 1 轮：初始门限使慢开始在 24 处转入线性增长 → $ssthresh = 24$
- 第 11 轮：第 10 轮超时后 $ssthresh = \lfloor 28/2 \rfloor = 14$
- 第 22 轮：第 21 轮三个重复 ACK 后 $ssthresh = \lfloor 20/2 \rfloor = 10$

24, 14, 10

(5) 第 26 轮后再收到三个重复确认

解：此时 cwnd=14。按 Reno：

$$ssthresh = \left\lfloor \frac{14}{2} \right\rfloor = 7, \quad cwnd = 7$$

$$cwnd = 7, ssthresh = 7$$

【知识点】 TCP 拥塞控制（本题全套）

以下概念覆盖第 1 题（及第 7 题同类曲线题）全部考点：窗口含义、两阶段增长、两种丢包检测、门限更新与解题读表法。

【定义】 拥塞窗口 cwnd 与慢开始门限 ssthresh

拥塞窗口 cwnd：发送方根据网络拥塞状况维护的窗口（单位常为 MSS 个数）。真正能发送的数据量还受接收窗口限制：发送窗口 = $\min(rwnd, cwnd)$ 。

慢开始门限 ssthresh：划分慢开始与拥塞避免的阈值。约定：cwnd < ssthresh 时走慢开始；cwnd ≥ ssthresh 时走拥塞避免（恰等于门限时通常已转入或即将转入拥塞避免，读表时边界轮次可同时出现在两阶段答案中）。

【定义】 慢开始（Slow Start）

每经过一个传输轮次（约 1 个 RTT），在收到该轮全部确认后，cwnd **近似翻倍**（指数增长）：

$1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 8 \rightarrow \dots$ ，直到达到或超过 ssthresh。

读表特征：相邻轮次比值约为 2；若下一轮按翻倍会超过门限，则 cwnd 直接取到 ssthresh（本题 $16 \rightarrow 24$ 即因初始门限为 24）。

【定义】 拥塞避免 (Congestion Avoidance, AIMD)

进入拥塞避免后，每经过一个传输轮次，cwnd 大约加 1（加法增大）：24 → 25 → 26 → …。
读表特征：相邻轮次差值约为 1 的线性增长段。

【定义】 两种丢包检测与窗口调整

(1) 超时 (Timeout)：长时间收不到新确认。处理 (Tahoe/Reno 相同)：

$$ssthresh = \left\lfloor \frac{cwnd}{2} \right\rfloor, \quad cwnd = 1,$$

然后重新从慢开始增长。读表特征：下一轮 cwnd 骤降为 1（本题第 10 轮后 28 → 1）。

(2) 三个重复 ACK (快重传)：连续收到对同一序号的 3 个重复确认，判定该段丢失。Reno 快恢复：

$$ssthresh = \left\lfloor \frac{cwnd}{2} \right\rfloor, \quad cwnd = ssthresh,$$

之后在拥塞避免中线性增长（不再回到 1）。读表特征：下一轮 cwnd 约降为原来一半（本题第 21 轮后 20 → 10）。

【对比】 TCP Tahoe 与 TCP Reno

情形	Tahoe(较早的拥塞控制实现)	Reno (现在默认。改进版，多了快恢复)
超时	ssthresh ← [cwnd/2], cwnd ← 1, 慢开始	同左
三个重复 ACK	与超时相同, cwnd ← 1	ssthresh ← [cwnd/2], cwnd ← 新门限, 拥塞避免

本题第 21、26 轮后“降一半而非降到 1”，按 Reno 作答。

【方法】 cwnd-轮次表五步读法

- ① 找指数段 → 慢开始时间间隔；找线性段 → 拥塞避免时间间隔。
- ② 找“下一轮变为 1” → 上一轮结束后发生超时；找“下一轮约为当前一半” → 上一轮结束后收到三个重复 ACK。
- ③ 初始 ssthresh：看第一次由指数转入线性时的取值（本题为 24）。
- ④ 某轮发送时的 ssthresh：取该轮之前最近一次丢包事件按公式更新后的门限。
- ⑤ 若问“再收到三个重复 ACK 后”：用当前 cwnd 算 $ssthresh = \lfloor cwnd/2 \rfloor$ ，Reno 下 cwnd 同步置为该新门限。

【易错】

- 把“降一半”误判为超时，或把“降到 1”误判为三 ACK。

- 忘记：下一跳已是某邻居时 RIP 强制更新；拥塞控制里则是“门限更新用的是**发生丢包当时的** cwnd”。
- 边界轮次（cwnd 刚好等于 ssthresh）常同时写进慢开始与拥塞避免的区间端点，与标准答案写法一致即可（本题 [1, 6] 与 [6, 10] 共享第 6 轮）。
- 发送窗口还受 rwnd 限制；本题表只给 cwnd，默认 rwnd 足够大。

** **【记忆】** **1- cwnd: 慢开始翻倍，拥塞避免加一；超时归 1，三 ACK 砍半（Reno）。2- 只丢包 ssthresh 砍半；先算 ssthresh 后定 cwnd。

第2题（15分）RIP 更新路由表

题目：在某个网络中，R1和R2为相邻路由器，其中表1为R1的原路由表，表2为R2广播的距离向量报文，请根据RIP协议更新R1的路由表，并写出更新后R1的路由表。

表1 R1 原路由表

目的网络	距离	下一跳
10.0.0.0	1	直接
30.0.0.0	7	R7
40.0.0.0	3	R2
45.0.0.0	4	R8
180.0.0.0	5	R2
190.0.0.0	10	R5

表2 R2 广播报文

目的网络	距离
10.0.0.0	4
30.0.0.0	4
40.0.0.0	2
41.0.0.0	3

目的网络	距离
180.0.0.0	3

解（考场写法）：

规则（经邻居距离 = 邻居宣告 + 1）可记为**三改一留**：①更小则改；②下一跳已是该邻居则必改；③新网则加；④未通告则留。

草稿只标**变动项**（不必制对比表）：

- 30： $4 + 1 = 5$ ，小于原 7 → 改 5，下一跳 R2
- 180： 下一跳原为 R2 → 改 $3 + 1 = 4$ ，下一跳 R2
- 41： 新网 → 加 $3 + 1 = 4$ ，下一跳 R2
- 其余照抄原表（10 直连、40 仍为 3/R2、45、190 未通告）

答：更新后 R1 路由表

目的网络	距离	下一跳
10.0.0.0	1	直接
30.0.0.0	5	R2
40.0.0.0	3	R2
41.0.0.0	4	R2
45.0.0.0	4	R8
180.0.0.0	4	R2
190.0.0.0	10	R5

见上表

【考场】 卷面以**最终路由表**为主；过程用两三行写清改了哪几项即可，不必画“经 R2 / 原距离 / 处理”对照表。

【知识点】 RIP 协议（本题全套）

覆盖：RIP 是什么、距离向量思想、更新公式、三项更新规则、与本题表对照、常见易错点。

【定义】 RIP（Routing Information Protocol，路由信息协议）

RIP 是一种**内部网关协议（IGP）**，工作在**自治系统（AS）内部**，属于**距离向量（Distance-Vector）路**

由协议。

- **度量（距离）**：通常用跳数（经过几台路由器）；直连网络距离为 1。
- **上限**：最大有效跳数为 15；16 表示不可达（无穷大）。因此只适合较小网络。
- **交换方式**：路由器周期性地（传统 RIPv1 约 30 s）把自己的路由表以距离向量形式告诉**相邻路由器**；收到后再按 Bellman-Ford 思想更新本地表。
- **运输**：报文封装在 **UDP** 中（端口 520）。

【定义】 距离向量：只听邻居的“二手消息”

每台路由器并不掌握全网拓扑，只知道：到某个目的网络的**距离**以及**下一跳**是谁。

邻居 R2 广播的是：“我到网 X 的距离是 d ”。对本路由器 R1 而言：

$$\text{经 R2 到 X 的新距离} = d + 1.$$

然后再和自己路由表里原来的记录比较，决定是否改道走 R2。

【方法】 收到邻居距离向量后的更新三规则（本题核心）

对邻居（本题为 R2）通告的每一个目的网络 X ，令 $d' = d_{\text{邻居}}(X) + 1$ ，再与本表中 X 的原距离 $d_{\text{旧}}$ 、原下一跳比较：

- ① **更优则换**：若表中尚无 X ，或 $d' < d_{\text{旧}}$ ，则更新为距离 d' 、下一跳=该邻居。
- ② **下一跳强制同步**：若原下一跳**本来就是**该邻居，则**无论** d' 变大还是变小，都必须改成邻居的新值（因为原路径就依赖它，旧距离已不可信）。
- ③ **未通告则保留**：邻居报文里没有的目的网络，本表对应表项暂时不动（本题 45.0.0.0、190.0.0.0）。

【对照】 本题各网络如何套用规则

- 10.0.0.0：经 R2 得 5，原为直连距离 1 → 更优不成立，**保留**。
- 30.0.0.0：经 R2 得 5，小于原 7 → **更优则换**为 5，下一跳 R2。
- 40.0.0.0 / 180.0.0.0：原下一跳已是 R2 → **强制同步**（180：5→4；40：仍为 3）。
- 41.0.0.0：表中没有 → **新增**，距离 4，下一跳 R2。

【对比】 RIP 与 OSPF、BGP（常考）

协议	类型	算法思想	范围
RIP	距离向量	与邻居交换“到各网的距离”	IGP，小网
OSPF	链路状态	获知全网拓扑，Dijkstra 最短路径	IGP，大网常用
BGP	路径向量	交换 AS 路径，可做策略选路	EGP，AS 之间

【易错】

- 漏写 “+1”：邻居说距离 4，自己经它应记为 5，不是 4。

- 只记得“更优则换”，忘了下一跳是该邻居时必须更新（即使新距离变大也要改）。
- 把直连（距离 1）误改成经邻居的更长路径。
- 混淆：RIP 跳数最多 15；16=不可达。OSPF 不是按跳数，而是链路代价。

【记忆】 RIP = 距离向量 IGP；新距离 = 邻居距离 + 1；更新口诀三改一留（更小改 / 同下一跳必改 / 新网加 / 未通告留）。

第3题（15分）划分子网（/26 → 4 等分）

地址块：136.23.12.64/26（共 $2^6 = 64$ 个地址），现在需要进一步划分为4个一样大的子网，请问：

（1）每个子网网络前缀长度

4 个等长子网 → 再借 2 bit： $26 + 2 = 28$ 。

28（即 /28）

（2）每一个子网中的地址数

$$2^{32-28} = 16$$

16

（3）各子网地址块及可用主机地址

子网	地址块	最小主机地址	最大主机地址
1	136.23.12.64/28	136.23.12.65	136.23.12.78
2	136.23.12.80/28	136.23.12.81	136.23.12.94
3	136.23.12.96/28	136.23.12.97	136.23.12.110
4	136.23.12.112/28	136.23.12.113	136.23.12.126

（网络地址与广播地址不可分配给主机。）

见上表

【知识点】 子网划分（等长划分子网）

覆盖：前缀/主机位、等大划分子网借位、地址块起止、可用主机范围、考场步骤。

【定义】 网络前缀与主机位

IPv4 地址 32 位，写成 $A.B.C.D/n$ 时：前 n 位为**网络前缀**，后 $32 - n$ 位为**主机位**。

该块共有 2^{32-n} 个地址；其中网络地址（主机位全 0）与广播地址（主机位全 1）一般**不能**分给主机，故可用主机数 $= 2^{32-n} - 2$ 。

【方法】 等大划成 N 个子网（本题）

- ① 借位数 $k = \lceil \log_2 N \rceil$ （本题 $N = 4 \Rightarrow k = 2$ ）。
- ② 新前缀长度 $= n + k$ （本题 $26 + 2 = 28$ ）。
- ③ 每子网地址数 $= 2^{32-(n+k)}$ （本题 16）。
- ④ 从原块起始地址起，按块长依次列出：64, 80, 96, 112, ...；每块内最小主机=网络地址 + 1，最大主机=广播地址 - 1。

【易错】

- 漏掉 -2，把 16 个地址都当成可用主机。
- 子网起址算错（未按 16 递增，或越出原 /26 范围 64 ~ 127）。
- 把广播地址或网络地址写成“可分配给主机”。

** 【记忆】 **等大划 N 网：借 $\lceil \log_2 N \rceil$ 位；主机数 $2^{\text{主机位}} - 2$ ；可用区间掐头去尾。

第4题（15分） 电路交换与分组交换时延

已知： 报文 x bit；路径 k 段链路；每段传播时延 d s；数据率 b b/s；电路建立时间 S s；分组长度 p bit；排队忽略。

电路交换总时延

电路建立后整份报文连续发送：

$$T_{\text{电路}} = S + \frac{x}{b} + kd$$

分组交换总时延（存储转发）

分组数 $n = x/p$ （设整除）。 k 段链路需经 k 次发送；后续分组可流水线：

$$T_{\text{分组}} = \left(\frac{x}{p} + k - 1 \right) \frac{p}{b} + kd$$

$$T_{\text{电路}} = S + x/b + kd; \quad T_{\text{分组}} = (x/p + k - 1)(p/b) + kd$$

【知识点】 电路交换与分组交换时延（本题全套）

覆盖：两种交换方式、时延组成、公式推导直觉、符号约定、考场写法与易错点。

【定义】 电路交换

通信前先**建立一条端到端的专用通路**（占线路），建立完成后再传送整份报文；传送期间带宽专享，结束后拆除。

时延三部分：① 建立时间 S ；② 发送（传输）时延 x/b （整份报文一次性送入首段链路即可连续流过通路）；③ 传播时延 kd （ k 段链路各传播 d ）。

$$T_{\text{电路}} = S + \frac{x}{b} + kd.$$

本题忽略拆线时间；若题目另给拆除时间，再加算即可。

【定义】 分组交换（存储-转发）

报文拆成若干分组，每个结点**收完整个分组再转发**到下一跳；各分组可在链路上形成流水线。

设分组长 p bit，分组数 $n = x/p$ （整除），单分组发送时延 p/b ，排队忽略。

总发送次数直觉：**首分组**要在 k 段链路上各发送 1 次（共 k 次）；之后每多 1 个分组，只需在“流水线末端”再多发 1 次 $\rightarrow$ 共 $k + (n - 1) = n + k - 1$ 次。

$$T_{\text{分组}} = (n + k - 1) \frac{p}{b} + kd = \left(\frac{x}{p} + k - 1 \right) \frac{p}{b} + kd.$$

【对比】 两种交换时延

项目	电路交换	分组交换
是否先建通路	要（时间 S ）	不要
发送方式	整份报文连续发送	逐分组、逐跳存储转发
发送时延累计	仅 x/b （一次）	$(n + k - 1)(p/b)$
传播时延	kd	kd （同样 k 段）
典型特点	时延稳定、线路独占	统计复用、有存储转发时延

【方法】 符号与考场写法

本题符号： x 报文 bit， p 分组 bit， b 数据率， d 每段传播时延， k 链路段数， S 建路时间。

答卷可直接写：

$$T_{\text{电路}} = S + \frac{x}{b} + kd, \quad T_{\text{分组}} = \left(\frac{x}{p} + k - 1 \right) \frac{p}{b} + kd.$$

若题目用 R 表示速率、 L 表示分组长、 N 表示分组数，则分组时延常写成 $(N + k - 1)L/R + kd$ （与上式同一形式）。

- 【易错】
- 电路交换误写成 $k \cdot (x/b)$ （把每段都再发一遍整份报文）——建路后是端到端连续传送，发送时延只算一次 x/b 。
 - 分组交换漏掉流水线，误写成 $n \cdot k \cdot (p/b)$ （把每个分组都独立走完 k 跳且无重叠）。
 - 混淆结点个数与链路段数：经过 k 段链路 $\leftrightarrow$ 中间有 $k - 1$ 个交换结点（本题用 k 段即可）。
 - 忘记传播时延都是 kd ，或把建路时间 S 加进分组交换。
- ** 【记忆】 **电路：建路 S + 发一次 x/b + 传 kd ；分组：发 $(n + k - 1)$ 次 p/b + 传 kd （首包走 k 跳，其余各再加 1）。

第5题（综合大题，50分）网络拓扑分析

题目总分：(1) 6 分 + (2) 9 分 + (3) 9 分 + (4) 8 分 + (5) 6 分 + (6) 6 分 + (7) 6 分 = 50 分。

拓扑要点（由图读出）：

- R3-LAN4: E0: 200.1.67.1/25 ； 交换机 S: 端口 1→A, 2→B, 3→集线器(C,D), 4→R3
- R2-R3: R3 S0=200.1.68.1/30 , R2 S1=200.1.68.2/30
- Web 服务器: 200.1.70.100 （接在 R1）
- LAN1、LAN2 接在 R2；LAN3 接在 R3 的 E1

(1)（6分）设备最高功能层次

题目：在 TCP/IP 参考模型中，图中所示路由器 R1、交换机 S 和集线器实现的最高功能层次分别是哪一层？

解：按常用五层教学模型（与 TCP/IP 对应）：

设备	最高层次
路由器 R1	网际层（网络层）
交换机 S	网络接口层 / 数据链路层
集线器	物理层

(2) (9分) 交换机交换表与转发

题目：以太网交换机有 4 个接口，分别接到 2 台主机、一个集线器和一个路由器，如下图所示。假定在开始时，以太网交换机 S 的交换表是空的，下面表中“动作”一栏中，表示先后发送了三个帧。请把表中其他栏目填写完。

原题空白表：

动作	交换机 S 的交换表（站地址 / 端口）	交换机 S 向哪些端口转发
主机 A 向 B 发送数据帧		
主机 D 向 B 发送数据帧		
主机 C 向 D 发送数据帧		

解：端口约定：A=1，B=2，集线器(C,D)=3，R3=4。开始时交换表为空。

动作	交换机 S 的交换表（站地址 / 端口）	交换机 S 向哪些端口转发
主机 A 向 B 发送数据帧	$MAC_A \rightarrow 1$	2、3、4（洪泛，不含入端口 1）
主机 D 向 B 发送数据帧	$MAC_A \rightarrow 1; MAC_D \rightarrow 3$	1、2、4（洪泛，不含入端口 3；B 尚未学习）
主机 C 向 D 发送数据帧	$MAC_A \rightarrow 1; MAC_D \rightarrow 3; MAC_C \rightarrow 3$	不转发 （目的 D 与源 C 同在端口 3）

见上表

(3) (9分) 划分地址块给 LAN1~LAN3

题目：将 IP 地址空间 200.1.66.0/24 划分为 3 个地址块，分别分配给局域网 LAN1、LAN2 和 LAN3，3 个局域网主机数分别为 60、60、120 个。请给出每个地址块的网络前缀和掩码。

解：

题目顺序为 LAN1=60、LAN2=60、LAN3=120。图中 LAN4 已用 200.1.67.0/25，故 200.1.66.0/24 整块分给 LAN1~LAN3（不是把整个 /24 都给 LAN3）。

- 60 台 → /26（可用 62）
- 120 台 → /25（可用 126）

按题号顺序从低地址起划分（先两个小网，再大网）：

局域网	网络前缀	子网掩码
LAN1（60 台）	200.1.66.0/26	255.255.255.192
LAN2（60 台）	200.1.66.64/26	255.255.255.192
LAN3（120 台）	200.1.66.128/25	255.255.255.128

LAN1: 200.1.66.0/26; LAN2: 200.1.66.64/26; LAN3: 200.1.66.128/25

说明：若采用“先大后小”，也可把 LAN3 划在 200.1.66.0/25，但题意是三网共享 /24；按 LAN1→LAN2→LAN3 顺序时，**LAN3 应为 200.1.66.128/25，不是 200.1.66.0。**

(4) (8分) 填写路由器 R3 的路由表（CIDR）

题目：请用 CIDR 格式填写路由器 R3 的路由表项，使其明确包括到局域网 LAN1~LAN4 的路由、web 服务器的主机路由和到互联网的默认路由。路由表结构为：

目的网络 IP 地址	子网掩码	下一跳 IP 地址	接口

解：R3 与 R2 共用链路，对端下一跳为 200.1.68.2；LAN3（接 E1）、LAN4（接 E0）为本机直连；LAN1、LAN2 在 R2 侧。

目的网络 IP 地址	子网掩码	下一跳 IP 地址	接口
200.1.66.0/26（LAN1）	255.255.255.192	200.1.68.2	S0
200.1.66.64/26（LAN2）	255.255.255.192	200.1.68.2	S0
200.1.66.128/25（LAN3）	255.255.255.128	直接	E1
200.1.67.0/25（LAN4）	255.255.255.128	直接	E0
200.1.70.100/32（Web 主机路由）	255.255.255.255	200.1.68.2	S0

目的网络 IP 地址	子网掩码	下一跳 IP 地址	接口
0.0.0.0/0 (默认路由→互联网)	0.0.0.0	200.1.68.2	S0

见上表

(5) (6分) 根据路由表求下一跳

题目：路由器 R3 现收到了 3 个分组，其目的地址如下，根据 (4) 中 R3 的路由表，计算路由器 R3 选择的下一跳分别是什么？写出计算过程。

- (a) 200.1.67.10
- (b) 200.1.66.8
- (c) 200.1.67.136

(原卷若写“根据 (5)”，应为笔误，指本问上一小问所填路由表。)

解 (考场写法)：对目的地址 D ，用 D AND 掩码 是否等于路由表中的目的网络；在所有匹配项中取前缀最长者；若无匹配则用默认路由。

(a) $D = 200.1.67.10$

- 与 LAN4： $200.1.67.10 \text{ AND } 255.255.255.128 = 200.1.67.0$ ，等于 $200.1.67.0/25 \rightarrow$ 匹配 ($/25$)
- 与默认路由 $0.0.0.0/0$ 也匹配，但 $/25 > /0$ ，故选 LAN4
- LAN4 为直连 $\rightarrow$ 下一跳：**直接**，接口 **E0**

(b) $D = 200.1.66.8$

- 与 LAN1： $200.1.66.8 \text{ AND } 255.255.255.192 = 200.1.66.0$ ，等于 $200.1.66.0/26 \rightarrow$ 匹配 ($/26$)
- 与 LAN3： $200.1.66.8 \text{ AND } 255.255.255.128 = 200.1.66.0 \neq 200.1.66.128 \rightarrow$ 不匹配
- 最长匹配为 LAN1，下一跳为 $200.1.68.2 \rightarrow$ 下一跳： $200.1.68.2$ ，接口 **S0**

(c) $D = 200.1.67.136$

- 与 LAN4： $200.1.67.136 \text{ AND } 255.255.255.128 = 200.1.67.128 \neq 200.1.67.0 \rightarrow$ 不匹配
- 与 LAN1~LAN3、Web ($/32$) 均不匹配
- 仅默认路由 $0.0.0.0/0$ 匹配 $\rightarrow$ 下一跳： $200.1.68.2$ ，接口 **S0**

(a) 直接/E0; (b) 200.1.68.2 (S0); (c) 200.1.68.2 (S0)

(6) (6分) IP 数据报分片

题目：若路由器 R2 收到一发往 LAN1 的总长度为 2000 字节的 IP 数据报，而 LAN1 的 MTU = 1500B，请问路由器 R2 如何分片？写出每片的数据部分长度、MF 及片偏移的值。

解：固定首部 20B，数据部分 $2000 - 20 = 1980\text{B}$ 。
MTU = 1500 $\rightarrow$ 每片最大数据 $1500 - 20 = 1480\text{B}$ （1480 可被 8 整除）。

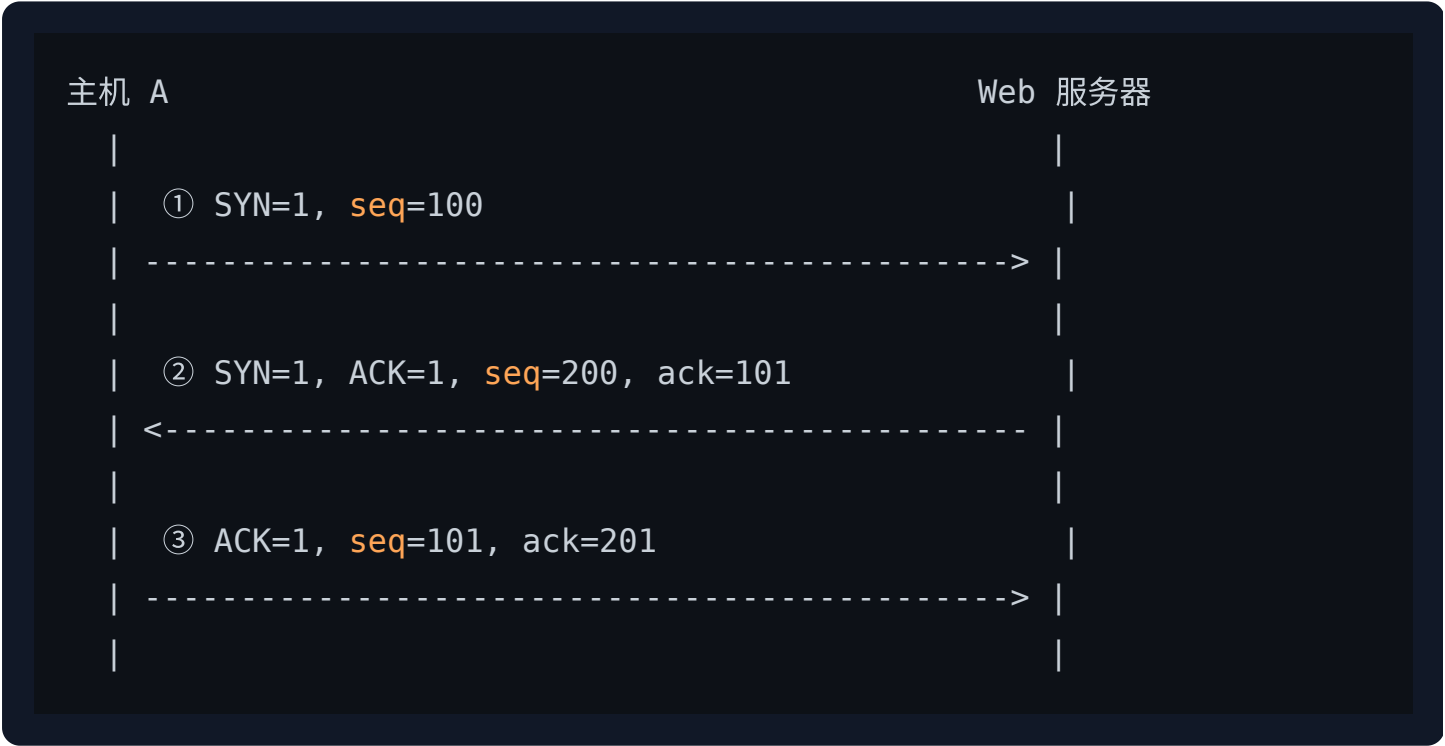
片	数据部分长度	MF	片偏移（以 8B 为单位）
1	1480	1	0
2	500	0	$1480/8 = 185$

2 片：(1480, MF = 1, 0), (500, MF = 0, 185)

(7) (6分) 三报文握手示意图

题目：若主机 A 访问 web 服务器，设双方的起始序号分别为 100 和 200，画出三报文握手建立连接的示意图。

解：设主机 A 起始序号 = 100，Web 服务器起始序号 = 200。



- 要点：**
- 1. A $\rightarrow$ Web: SYN = 1, seq = 100
 - 2. Web $\rightarrow$ A: SYN = 1, ACK = 1, seq = 200, ack = 101
 - 3. A $\rightarrow$ Web: ACK = 1, seq = 101, ack = 201

$\text{SYN}(\text{seq}=100) \rightarrow \text{SYN}+\text{ACK}(\text{seq}=200, \text{ack}=101) \rightarrow \text{ACK}(\text{seq}=101, \text{ack}=201)$

【知识点】 综合拓扑大题（第5题全套）

本题串起七块：设备层次、交换机自学习、按主机数划分子网、CIDR 路由表、最长前缀匹配、IP 分片、TCP 三次握手。

【定义】 设备工作层次（五层/TCP/IP 教学模型）

- **集线器**：物理层，比特再生/广播到各口，无帧过滤。
- **交换机**：数据链路层（网络接口层），按 MAC 转发，可隔离冲突域。
- **路由器**：网际层（网络层），按 IP 路由，隔离广播域。

口诀：**集线物理、交换链路、路由网络。**

【定义】 交换机自学习与转发

收到帧后：① 记下**源 MAC** → **入端口**；② 查目的 MAC：未知则**洪泛**（除入端口外全发）；已知则只发到该端口；若目的端口=入端口则**不转发**（过滤）。

本题 C、D 经集线器同挂端口 3，故 C→D 时目的与源同口，交换机不向其他口转发。

【方法】 按主机数划分（不等长 / VLSM 思路）

先满足大需求：主机数 h 需 $2^m - 2 \geq h$ ，取最小 m ，前缀 = $32 - m$ 。

本题按题序：LAN1、LAN2 各 /26（200.1.66.0/26、200.1.66.64/26），LAN3 为 /25（200.1.66.128/25）。注意 LAN3 接在 R3，但地址仍来自题目给出的 200.1.66.0/24 地址池，不是图中已标的 200.1.67.0/25（那是 LAN4）。

【方法】 写路由表与最长前缀匹配

路由表项通常含：目的网络、掩码、下一跳、出接口。

- 直连网：下一跳填“直接”，接口为本机接口。
- 非直连：下一跳填**相邻路由器**在共用链路上的 IP（本题 R3→R2 为 200.1.68.2）。
- 主机路由：/32；默认路由：0.0.0.0/0。

转发时用**最长前缀匹配**：前缀越长越优先；都不匹配则走默认。

【定义】 IP 分片（固定首部 20B）

数据部分 = 总长度 - 20。每片数据 $\leq \text{MTU} - 20$ ，且（除末片外）须为 **8 的倍数**。

片偏移 = 该片数据起始字节偏移 / 8；MF：中间片 = 1，末片 = 0。

【定义】 TCP 三次握手（序号）

① 客户 SYN, $\text{seq} = x$ ；② 服务器 SYN+ACK, $\text{seq} = y$, $\text{ack} = x + 1$ ；③ 客户 ACK, $\text{seq} = x + 1$, $\text{ack} = y + 1$ 。

本题 $x = 100$, $y = 200 \rightarrow \text{ack}$ 依次为 101、201。

【易错】

- 洪泛时误包含入端口；同端口 C↔D 仍去洪泛。

- /25 范围只到 .127，把 200.1.67.136 误判进 LAN4。
- 分片偏移忘除以 8；或数据长度取成 MTU（未减 20）。
- 握手确认号写成 x/y 本身，而不是 $+1$ 。

第6题（10分）奈奎斯特与香农

已知： $B = 6\text{kHz}$ ，8 相调制， $SNR = 30\text{dB}$ 。

解：

(1) 奈奎斯特（无噪声极限， $M=8$ ）：

$$C_N = 2B \log_2 M = 2 \times 6000 \times \log_2 8 = 36000\text{b/s} = 36\text{kb/s}$$

(2) 香农（有噪声极限）：

$$\frac{S}{N} = 10^{30/10} = 1000, \quad C_S = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right) = 6000 \log_2 1001 \approx 59.8\text{kb/s}$$

实际可达速率不能超过二者中的较小者，且已限定 8 相调制：

$$36\text{kb/s} \quad (\text{由奈奎斯特限制；香农约 } 59.8\text{kb/s})$$

【知识点】 奈奎斯特准则与香农公式

二者都给出信道**极限数据率**的上界；同时给出调制进制与信噪比时，分别计算后取**较小者**作为可达最大速率。

【定义】 奈奎斯特（理想无噪声）

带宽为 B (Hz)、码元有 M 种状态时：

$$C_N = 2B \log_2 M \quad (\text{b/s}).$$

本题 8 相调制 $\rightarrow M = 8$ ， $\log_2 8 = 3$ ，故 $C_N = 2 \times 6000 \times 3 = 36\text{kb/s}$ 。

（有时题面给波特率 B_{baud} ，则 $R = B_{\text{baud}} \log_2 M$ ，与“每秒最多 $2B$ 码元”一致。）

【定义】 香农（有噪声）

$$C_S = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right).$$

信噪比常以 dB 给出： $SNR_{\text{dB}} = 10 \log_{10}(S/N)$ ，故 $S/N = 10^{SNR_{\text{dB}}/10}$ 。

本题 $30\text{dB} \Rightarrow S/N = 1000$ ， $C_S \approx 59.8\text{kb/s}$ 。

【方法】两者都给时怎么答

① 用 M 算奈奎斯特 C_N ；② 用 SNR 算香农 C_S ；③ 实际最大速率 $\leq \min(C_N, C_S)$ 。

本题 $\min(36, 59.8) = 36 \text{ kb/s}$ （受 8 相调制限制）。

【易错】

- dB 换算用错：写成 10^{30} 或 $30/10$ 未作幂。
- 香农公式漏写 $1 + S/N$ ，或把 $\log_2$ 写成 $\lg / \ln$ 又不换算。
- 只算香农、忽略题目已限定 $M = 8$ 的奈奎斯特上界。

**【记忆】 **奈奎斯特看 M ： $2B \log_2 M$ ；香农看噪声： $B \log_2(1 + S/N)$ ；都给则取小。

第7题（15分）TCP 拥塞窗口曲线

由图读出各轮 `cwnd`：

1, 2, 4, 8, 16, 17, 18, 19, 20, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 1, 2, 4, 8 （对应第 1~20 轮）

（1）慢开始时间间隔

$[1, 5]$ 与 $[17, 20]$

（ 1→2→4→8→16 与超时后的 1→2→4→8 ）

（2）拥塞避免时间间隔

$[5, 9]$ 与 $[10, 16]$

（ 16→...→20 与快恢复后的 10→...→16 ）

（3）第 9、16 轮之后的丢包检测方式

- 第 9 轮后： 20→10 （减半）→ 三个重复 ACK
- 第 16 轮后： 16→1 → 超时

第9轮后：三重复ACK；第16轮后：超时

（4）第 8、11、18 轮时的 `ssthresh`

- 第 8 轮：仍处于首次拥塞避免，初始门限为 16 → $ssthresh = 16$
- 第 11 轮：三重复 ACK 后 $ssthresh = \lfloor 20/2 \rfloor = 10$
- 第 18 轮：超时后 $ssthresh = \lfloor 16/2 \rfloor = 8$

16, 10, 8

(5) 第 20 轮后再检测到三个重复确认

此时 $\text{cwnd}=8$:

$$\text{ssthresh} = \left\lfloor \frac{8}{2} \right\rfloor = 4, \quad \text{cwnd} = 4$$

$$\text{cwnd} = 4, \text{ssthresh} = 4$$

【知识点】 拥塞窗口曲线题（与第1题同源）

基本概念见第1题知识点（慢开始 / 拥塞避免 / 超时 / 三 ACK / Reno）。本题差别只在于：数据以**曲线图**给出，需先读点再判阶段。

【方法】 读曲线三步

① 标出各轮 cwnd 数值；② 指数段→慢开始，线性段→拥塞避免；③ 下一轮变 1→超时，下一轮约减半→三重 ACK。

本题：初始门限 16（16 → 17 起线性）；第 9 轮后 20 → 10 为三 ACK；第 16 轮后 16 → 1 为超时。

【易错】 把“问第 t 轮发送时的 ssthresh ”理解成该轮之后才更新的门限——应取该轮之前最近一次丢包更新后的值（如第 8 轮仍为初始 16）。

**【记忆】 **曲线题：先读数，再分段；降 1 超时，砍半三 ACK；门限看“丢包前”。

第8题（15分）子网划分、R2 路由表与分片

图中：R2 S1=200.1.1.1/30，R3 S0=200.1.1.2/30；R1 S0=200.1.2.25/30（则 R2 连 R1 的下一跳为 200.1.2.25）；Web=200.1.70.100。

(1) 划分 200.1.3.0/24

需求：LAN1、LAN2 ≥ 60 ，LAN3 ≥ 120 。

子网	地址块	子网掩码	可用主机范围
LAN3	200.1.3.0/25	255.255.255.128	200.1.3.1~200.1.3.126
LAN1	200.1.3.128/26	255.255.255.192	200.1.3.129~200.1.3.190
LAN2	200.1.3.192/26	255.255.255.192	200.1.3.193~200.1.3.254

见上表（LAN1/LAN2 的两个/26 可对调）

(2) R2 路由表

目的网络地址	子网掩码	下一跳 IP 地址	接口
200.1.3.128/26 (LAN1)	255.255.255.192	直接	E0
200.1.3.192/26 (LAN2)	255.255.255.192	直接	E1
200.1.3.0/25 (LAN3)	255.255.255.128	200.1.1.2	S1
200.1.70.100/32 (Web)	255.255.255.255	200.1.2.25	S0
0.0.0.0/0 (Internet)	0.0.0.0	200.1.2.25	S0

见上表

(3) 分片（总长 2000B，最大数据长度 800B）

数据字段 $2000 - 20 = 1980\text{B}$ ；每片数据最多 800B ($800 \div 8=100$ ，合法)。

需 $\lceil 1980/800 \rceil = 3$ 片：

片	数据字段长度	片偏移	MF
1	800	0	1
2	800	100	1
3	380	200	0

3 片：(800, 0, 1), (800, 100, 1), (380, 200, 0)

【知识点】 子网 + 路由表 + 分片（第8题）

划分子网、写路由表与第3、5题相同；本处补强**“最大数据长度”**表述下的分片计算，以及从图读下一跳 IP。

【方法】 从图写 R2 路由表

- LAN1、LAN2 接在 R2 的 E0/E1 → 直连。
- LAN3 在 R3 后 → 下一跳为共用链路对端 200.1.1.2，出接口 S1。
- Web / Internet 在 R1 方向 → 下一跳为 200.1.2.25（图中 R1 的 S0），出接口 S0；Web 用 /32 主机路由，Internet 用默认路由。

【定义】 “最大数据长度 800B” 与分片字段

题意指每片**数据字段**最长 800B（不是总长 MTU=800）。总数据 = $2000 - 20 = 1980$ 。

片数 = $\lceil 1980/800 \rceil = 3$ 。

字段约定：**片偏移**以 8 字节为单位（0, 100, 200）；**MF** 中间片 = 1、末片 = 0；除末片外数据长度须为 8 的倍数（800 合法）。

【易错】

• 把“最大数据长度 800”当成 MTU=800，再减 20 得 780（780 还不能被 8 整除，需再向下取到 776）——本题按题面“数据长度”直接用 800。

• 片偏移写成字节数未除以 8。

• /30 链路上把本端地址当成下一跳（下一跳应是对端路由器地址）。

**** 【记忆】 ****大块先划；直连填直接；远端填对端 IP；分片：减 20、卡 8 倍、偏移÷8、MF 末零。

第9题（15分）存储转发总时延

已知：

- 链路速率 $R = 100\text{Mbit/s}$
- 分组长 1000B（首部 20B）→ 有效载荷 980B
- 文件 98000B → 分组数 $n = 98000/980 = 100$
- 中间 2 个交换结点 → **3 段链路**
- 每段传播时延 $d = 1\text{ms}$ ；忽略拆装时间

解：

单分组发送时延：

$$t_s = \frac{1000 \times 8}{100 \times 10^6} = 8 \times 10^{-5}\text{s} = 0.08\text{ms}$$

存储转发总时间：

$$T = (n + k - 1)t_s + kd = (100 + 3 - 1) \times 0.08\text{ms} + 3 \times 1\text{ms} = 8.16 + 3 = 11.16\text{ms}$$

$$11.16\text{ms} (= 1.116 \times 10^{-2}\text{s})$$

【知识点】 存储-转发总时延（数值计算题）

与第4题公式同源；本题给出具体数字，关键在于正确求 n 、 k 与单位统一。

【定义】 公式

k 段链路、 n 个等长分组、分组长度 L bit（或字节，与 R 单位一致）、每段传播时延 d ，忽略排队与拆装：

$$T = (n + k - 1) \cdot \frac{L}{R} + k \cdot d.$$

直觉：首分组经历 k 次发送，其余 $n - 1$ 个分组各再增加 1 次发送；传播为 k 段各 d 。

【方法】 本题代入顺序

- ① 有效载荷 = $1000 - 20 = 980 \text{ B} \rightarrow n = 98000/980 = 100$ 。
- ② 中间 2 个交换结点 $\rightarrow$ 链路段数 $k = 3$ （源—结点—结点—宿）。
- ③ $L = 1000 \times 8 \text{ bit}$ ， $R = 100 \times 10^6 \text{ bit/s} \rightarrow L/R = 0.08 \text{ ms}$ 。
- ④ $T = (100 + 3 - 1) \times 0.08 + 3 \times 1 = 11.16 \text{ ms}$ 。

【易错】

- 用文件总长除以 1000 得分组数（应用**有效载荷 980**）。
- 2 个结点误当成 $k = 2$ （应为 $k = 3$ 段链路）。
- 单位混用：bit 与 Byte、 s 与 ms 未统一。
- 写成 $n \cdot k \cdot (L/R)$ ，忽略流水线重叠。

【记忆】 $T = (n + k - 1)L/R + kd$ ；先数清 n 与 k ，再算发送、加上传播。

要点速查

题号	考点	结论摘要
1	TCP 拥塞控制	SS:[1,6]/[11,15]；CA:[6,10]/[15,21]；超时/三ACK；门限 24/14/10；未态 7/7
2	RIP	更新 30 $\rightarrow$ 5(R2)，180 $\rightarrow$ 4(R2)，新增 41 $\rightarrow$ 4(R2)
3	子网划分	/28 $\times$ 4；每网 16 地址
4	交换时延	电路 $S + x/b + kd$ ；分组 $(x/p + k - 1)p/b + kd$
5	综合拓扑	层次/交换表/CIDR/最长匹配/分片/三次握手
6	信道容量	奈奎斯特 36 kb/s（取小）

题号	考点	结论摘要
7	拥塞曲线	SS:[1,5]/[17,20]; 三ACK 与超时; 门限 16/10/8; 末态 4/4
8	划分子网+路由+分片	/25+/26+/26; R2 表; 3 片 800/800/380
9	存储转发	11.16ms