

# 作业一参考答案

P6

## 基本原理

“传输”描述发送端将数据逐比特送入链路，“传播”描述已经进入链路的信号沿介质前进。这两个过程可以同时发生。判断整个分组何时到达，应从最后一个比特出发：它要先等待发送端传完分组，再经过链路传播到接收端。

题中  $m$  为距离， $s$  为传播速度， $R$  为链路速率， $L$  为分组比特数。

## 各小题答案

a. 信号走过距离  $m$  所需的时间为：

$$d_{\text{prop}} = \frac{m}{s}.$$

b. 发送端每秒输出  $R$  个比特，输出  $L$  个比特需要：

$$d_{\text{trans}} = \frac{L}{R}.$$

c. 忽略处理、排队时延，以最后一个比特到达 B 为分组接收完成的标志：

$$d_{\text{end-to-end}} = \frac{L}{R} + \frac{m}{s}.$$

d. 当  $t = d_{\text{trans}}$  时，A 恰好完成分组发送，因此最后一个比特刚离开主机 A 进入链路。

e. 若  $d_{\text{prop}} > d_{\text{trans}}$ ，首比特在链路中并且未到达主机 B。它在  $t = d_{\text{trans}}$  时距 A 的距离为  $sL/R < m$ ，仍在链路中。

f. 若  $d_{\text{prop}} < d_{\text{trans}}$ ，首比特已先于发送完成到达主机 B，因此在  $t = d_{\text{trans}}$  时已被 B 接收。

g. 两类时延相等时，令  $m/s = L/R$ ，解得  $m = sL/R$ 。代入数据：

$$m = \frac{2.5 \times 10^8 \times 120}{56 \times 10^3} \approx 5.357 \times 10^5 \text{ m} \approx 536 \text{ km}.$$

答案：主机间距离约为 **536 km**。

## P8

### 基本原理

电路交换按每个用户发送时需要的带宽预留资源；分组交换让用户按实际需求共享链路。题中用户活动概率为 0.1，在各用户独立活动的假设下，同时活动的人数服从二项分布。

### 各小题答案

a. 电路交换的最大用户数由总带宽除以每用户预留带宽得到：

$$N = \frac{3 \text{ Mbps}}{150 \text{ kbps}} = \frac{3000}{150} = 20.$$

答案：**20 个用户**。

b. 用户只有 10% 的时间在发送，故任意时刻指定用户正在发送的概率为  $p = 0.1$ 。

c. 设  $X$  为 120 人中同时发送的人数。恰好  $n$  人发送，需要从 120 人中选出这  $n$  人，并要求其余人均不发送，因此：

$$P(X = n) = \binom{120}{n} (0.1)^n (0.9)^{120-n}, \quad n = 0, 1, \dots, 120.$$

d. 20 人发送时恰好用满 3 Mbps，21 人及以上发送才会超过容量。将相应概率相加：

$$\begin{aligned} P(X \geq 21) &= \sum_{n=21}^{120} \binom{120}{n} (0.1)^n (0.9)^{120-n} \\ &\approx 0.00794119. \end{aligned}$$

答案：约 **0.794%**。这说明 120 人共享链路时，同时发送需求超过容量的概率仍较低；该概率并不直接等于分组丢失率。

### 正态近似方法 1：直接求 21 人及以上的概率

二项分布的均值、方差和标准差分别为：

$$\mu = np = 120 \times 0.1 = 12, \quad \sigma^2 = np(1-p) = 10.8, \quad \sigma = \sqrt{10.8} \approx 3.286.$$

以正态随机变量  $Y \sim N(12, 10.8)$  近似  $X$ ，不作连续性修正，直接取边界 21：

$$P(X \geq 21) \approx P(Y \geq 21) = P\left(Z \geq \frac{21 - 12}{\sqrt{10.8}}\right).$$

标准化边界约为 2.739；按截图查表时取  $z \approx 2.73$ ，得到：

$$P(X \geq 21) \approx P(Z \geq 2.73) \approx 0.0032.$$

该方法的近似答案：**0.0032，即约 0.32%**。

正态近似方法 2：先求 20 人及以下的概率，再取补集

同样不作连续性修正，先取边界 20：

$$P(X \leq 20) \approx P(Y \leq 20) = P\left(Z \leq \frac{20 - 12}{\sqrt{10.8}}\right) \approx P(Z \leq 2.43) \approx 0.9925.$$

再利用原二项分布事件的补集关系：

$$P(X \geq 21) = 1 - P(X \leq 20) \approx 1 - 0.9925 = 0.0075.$$

该方法的近似答案：**0.0075，即约 0.75%。**

## 批改说明

- 二项分布计算：接受 **0.00794119、0.00794 或约 0.794%**，以及正确的求和表达式。
- 正态近似方法作答：可接受 **0.0032 或 0.0075**，前提是明确使用正态近似，且均值、方差、标准化和查表过程合理；不能将这些数值标为精确值。

## P9

### 基本原理

先求链路能承载多少个同时以 100 kbps 发送的用户，再用二项分布描述分组交换下超过这个人数的概率。

### 各小题答案

**a.** 电路交换要求为每个用户保留 100 kbps，故：

$$N = \frac{10^9}{100 \times 10^3} = 10\,000.$$

答案：10,000 个用户。

b. 若共有  $M$  个独立用户，每人发送概率为  $p$ ，则  $X \sim \text{Binomial}(M, p)$ 。多于  $N$  人发送的概率为：

$$P(X > N) = \sum_{n=N+1}^M \binom{M}{n} p^n (1-p)^{M-n}.$$

本题取  $N = 10\,000$ 、 $p = 0.1$ ；若  $M \leq N$ ，事件不可能发生，概率为 0。

## P13

### 基本原理

链路一次只能发送一个分组。一个分组的排队时延，等于它前面的分组占用链路的总时间；不计它自身的发送时间。

### 各小题答案

a. 每个分组发送需  $L/R$  秒。 $N$  个分组同时到达空闲链路后，各分组等待时间依次为：

$$0, \quad \frac{L}{R}, \quad \frac{2L}{R}, \quad \dots, \quad \frac{(N-1)L}{R}.$$

利用等差数列求和，平均值为：

$$\bar{d}_q = \frac{L}{NR} \sum_{k=0}^{N-1} k = \frac{L}{NR} \cdot \frac{N(N-1)}{2} = \frac{(N-1)L}{2R}.$$

b. 每批  $N$  个分组的发送耗时为  $NL/R$ ，恰好等于两批到达的间隔。下一批到来时没有上一批遗留的分组，各批重复 a 中的等待过程，因此平均排队时延仍为：

$$\bar{d}_q = \frac{(N-1)L}{2R}.$$

## P20

### 基本原理与推导

一条通信流需要依次经过服务器接入链路、共享网络链路和客户端接入链路。持续传输时，它的速率不能超过其中任何一处的可用带宽。

服务器端限制为  $R_s$ ，客户端限制为  $R_c$ 。按题目示例中的公平共享假设， $M$  对通信在速率为  $R$  的公共链路上，每对最多分得  $R/M$ 。

因此，每对客户与服务器的吞吐量为：

$$T = \min \left\{ R_s, R_c, \frac{R}{M} \right\}.$$

若还需计算全部通信的总吞吐量，则：

$$T_{\text{total}} = MT = \min\{MR_s, MR_c, R\}.$$

## P25

### 基本原理

链路可看成一条容纳在途数据的“管道”。发送端每秒送入  $R$  个比特，每个比特在链路中停留  $d_{\text{prop}}$  秒，因此充分填满链路时，在途数据量为  $R d_{\text{prop}}$ 。若文件比这个容量更小，在途数据量还会受文件大小限制。

已知距离为 20,000 km、传播速度为  $2.5 \times 10^8$  m/s，故：

$$d_{\text{prop}} = \frac{20\,000 \times 10^3}{2.5 \times 10^8} = 0.08 \text{ s.}$$

## 各小题答案

a. 链路速率为 2 Mbps，带宽时延积为：

$$R d_{\text{prop}} = 2 \times 10^6 \times 0.08 = 160\,000 \text{ bit.}$$

b. 文件长 800,000 bit，发送时间为  $800\,000 / (2 \times 10^6) = 0.4$  s。由于  $0.4 > 0.08$ ，首比特到达 B 时发送端仍在发送，链路可达到满载，所以最多同时有 **160,000 bit** 在链路上。

c. 带宽时延积表示链路以给定速率连续承载数据时，可同时在链路上传播的比特数量，即在途数据容量。

d. 发送一个比特需要  $1/R$  秒，信号在这段时间内前进  $s/R$  米。因此比特宽度为：

$$w = \frac{s}{R} = \frac{2.5 \times 10^8}{2 \times 10^6} = 125 \text{ m.}$$

答案：**125 m**，比通常约 100 m 长的足球场更长。

e. 一般情况下，链路中的比特数量为  $R(m/s)$ 。总长度除以比特数量，得到：

$$w = \frac{m}{R(m/s)} = \frac{s}{R}.$$

因此，比特宽度由传播速度和发送速率决定，与链路总距离无关。

## P27

### 基本原理

速率提高会增加链路可容纳的比特数，也会缩短同一文件的发送时间。但距离和传播速度不变，所以本题传播时延仍为 **80 ms**。

### 各小题答案

a. 新的带宽时延积为：

$$R d_{\text{prop}} = 10^9 \times 0.08 = 80\,000\,000 \text{ bit} = 80 \text{ Mbit}.$$

b. 800,000 bit 文件的发送时间为：

$$d_{\text{trans}} = \frac{800\,000}{10^9} = 0.0008 \text{ s} = 0.8 \text{ ms}.$$

发送结束时首比特尚未到达 B，整个文件可同时位于链路中；文件大小又小于 80 Mbit 的链路容量。因此最大在途数据量为 **800,000 bit**。

c. 一个比特在链路上的空间宽度为：

$$w = \frac{s}{R} = \frac{2.5 \times 10^8}{10^9} = 0.25 \text{ m} = 25 \text{ cm}.$$

## P31

## 基本原理

存储转发要求交换机收完整整个待转发的数据单元后才能发送。不分段时，数据单元是整份报文；分段时，数据单元变为一个小分组。小分组可在不同链路上同时传输，从而形成流水线。

已知报文为  $8 \times 10^6$  bit，路径包含 2 台交换机、3 条链路，每条链路速率为 2 Mbps。忽略传播、排队和处理时延。

## 各小题答案

a. 不分段时，第一条链路必须发送完整报文，所需时间为：

$$t_1 = \frac{8 \times 10^6}{2 \times 10^6} = 4 \text{ s.}$$

三条链路分别在 0~4 s、4~8 s、8~12 s 传送完整报文，所以端到端时间为：

$$T = 3t_1 = 12 \text{ s.}$$

答案：到第一台交换机需 **4 s**，到目的主机共需 **12 s**。

b. 每个分组为 10,000 bit，在一条链路上的传输时间为：

$$\tau = \frac{10\,000}{2 \times 10^6} = 0.005 \text{ s} = 5 \text{ ms.}$$

源主机发送第一个分组到第一台交换机需 **5 ms**；第一台交换机转发第一个分组到第二台交换机也需 **5 ms**；源主机发送第二个分组到第一台交换机同样需 **5 ms**。

首分组在  $t = 5 \text{ ms}$  到达第一台交换机。随后，它向第二台交换机转发，同时源主机发送第二个分组。

因此，**第二个分组在  $t = 10 \text{ ms}$  被第一台交换机完整接收。**

c. 首分组到达目的地主机需  $3\tau = 15 \text{ ms}$ ；之后每隔  $\tau = 5 \text{ ms}$  又到达一个分组。800 个分组全部到达需要：

$$T = 3\tau + (800 - 1)\tau = 802 \times 0.005 = 4.01 \text{ s.}$$

答案：**4.01 s**，比不分段的 12 s 缩短 **7.99 s**。发送端共用 4 s 发完全部数据，末分组再经过后两条链路需要 10 ms，因此总时间也是  $4 + 0.01 = 4.01 \text{ s}$ 。

d. 除减少时延外，报文分段还有以下作用。

i. **减少出错时的重传数据量。** 如果不进行报文分段，并且不允许出现比特错误，那么即使只有一个比特出错，也必须重传整个报文。进行分段后，通常只需重传出错或丢失的分组，减少重传开销。

ii. **改善链路共享的公平性。** 不分段时，非常大的分组（例如包含高清视频的分组）会进入网络，路由器必须能够容纳这些巨大分组；较小的分组排在其后，会遭受不公平的长时间等待。分段后，不同通信流的分组可以交替发送，避免一份大报文长期独占链路。

iii. **便于缓存和转发。** 在存储转发方式下，交换机必须完整接收待转发的数据单元。分段可减小这一数据单元的大小，便于缓存管理和逐分组转发。

iv. **适应链路限制并便于传输控制。** 分段可使分组大小适应链路的最大传输单元（MTU）限制，也便于以分组为单位实施流量控制、拥塞控制和差错恢复。

e. 报文分段的缺点如下。

i. **目的端需要排序和重组。** 各分组可能未按发送顺序到达，因此必须在目的端按正确顺序排列，再重组为原始报文；这需要额外的处理和缓存。

ii. **首部总开销增加。** 报文分段会产生许多较小的分组。通常每个分组的首部大小相同，与分组本身的大小无关，所以分组数量增加会使首部的总字节数增加，占用更多带宽；分组过小时，首部占比尤其高。

iii. **分组处理次数增加。** 更多分组意味着更多次转发、首部解析和校验等操作，增加主机及网络设备的处理负担。

iv. **接收和恢复机制更复杂。** 接收端还需要检测并处理分组丢失、重复等情况，必要时通过重传等机制恢复数据，再完成报文重组。

作业链接（有效期30天）

<https://web.ugreen.cloud/web/#/share/372fad0148b042469afd40204836e2aa> 提取码：796L