**第 10 章习题参考答案**

10.1 解答

a、 电路交换通话或传输数据前需要建立电路的呼叫过程（呼叫方发送呼叫请求信令，被叫方发送呼叫接受信令给予响应），通话/传输数据结束后，需要拆除电路。因此存在额外开销。

b、 电路建立后，交换网络对该电路容量给予保留，为一对呼叫方和被叫方独占专用。在数据传输中，通信量经常是突发性的，多数情况线路处于空闲状态。线路利用率比分组交换要低，因为分组交换网中各交换节点之间的每条链路可以供多条虚电路或多个目的地址的数据报分时共享。

10.2 解答

a．1）电路交换

传输时延＝3200÷9600＝0.333s；

传播时延＝0.001×4＝0.004s；

端到端时延＝0.2s＋0.333s＋0.004s＝0.534s

2）虚电路分组交换

传输时延＝[1024×(3＋3)＋(176＋16)]÷9600

＝6336÷9600＝0.66s

传播时延＝0.001s×4＝0.004s

端到端时延＝0.2s＋0.66s＋0.004s＝0.864s

3）数据报分组交换

端到端时延＝0.66s＋0.004s＝0.664s

b．1）电路交换

端到端时延＝S＋L/B＋D×N

2）虚电路分组交换

一般情况下，

端到端时延＝S＋{P×[L | (P－H)]＋P×(N－1)＋[L mod (P－H)＋H ] }/B＋D×N

式中表达式 P×[L | (P－H)]＋P×(N-1)＋[L mod (P－H)＋H]是 L>P－H 时的表示；

**注：** L | (P－H)表示的是 L 被(P－H)整除，是某些程序设计语言中书写的方法。严格按照数学表示法，L 被(P－H)整除应该书写成(P－H) | L ，即是，用(P－H)去整除 L。

如 L＝P－H 时，无其中第 3 项，即表达式为 P×(L | (P－H))＋P×(N－1)；

如 L<P－H，则表达式为[L mod (P－H)]＋H]×N。

根据题意，P 是固定长度（最后的分组可能需要比特填充），则

**端到端时延＝** $\mathbf{S+[P\times\lceil L/(P-H)\rceil+P\times(N-1)]/B+D\times N}$

式中 $\mathbf{\lceil L/(P-H)\rceil}$ 表示大于或等于 L／(P－H)的整数,即对 L／(P－H)向上取整(ceil)。

3）数据报分组交换

一般情况下，

端到端时延＝{P×[L | (P－H)]＋P×(N－1)＋[L mod (P－H)＋H] }/B＋D×N

如果是 P 是固定长度，则

**端到端时延＝** $\mathbf{[P\times\lceil L/(P-H)\rceil+P\times(N-1)]/B+D\times N}$

下面进行比较：

第 1）和第 2）两种情况，时延相等的首要条件是：N＝1，$S_1$＝$S_2$，且 P＝L＋H。此时 1）中时延＝$S_1$＋L/B＋D，2）中时延＝$S_2$＋(L＋H)/B＋D。当 P 很长时，此时 P 中的 H 所占比例较小，可以忽略不计。当 P 不够长时，或者可以设定 $S_1$＝$S_2$＋H/B。

第 2）和第 3）两种情况，时延相等的条件是，虚电路为永久虚电路，$S_2$＝0，且数据报的每个分组采用与虚电路相同的路由（按题意，中间节点路由选择的处理时延忽略不计）；N 可以任意。

第 1）和第 3）两种情况时延相等的条件是：N＝1，P＝L＋H；且 $S_1$＝H/B。

10.3 解答

当 P＝L/N＋H 时，即 L＝N(P－H)时，端对端的时延最小。因为 N 个分组在 N 跳的路由上，当第一个分组到达目的节点之时，正好发送最后一个分组，达到各节点边收边发（转发上一分组的同时接收下一分组）最大并行度，而且是并行度最高时最小的分组数（最小的首部额外开销）。参见教材图 10.2，容易理解此原理。

10.4 解答

站点之间的跳数是指源站接入的端节点到目的站点接入的端节点的跳数，不计算站点接入端节点的链路。因为跳数是路由选择中的术语，站点与端节点的通路是固定的，不需选择路由。

a．星形拓扑各端节点连接到一中心节点，因此各端节点之间跳数最多为 2，最小为 2，所以平均跳数为 2。

b．对于 N 个节点的环形拓扑，按节点数的奇偶性分别讨论。

节点数 $N$ 为偶数即 $N$＝2$k$ 时，平均跳数

$$hops_{aver}=\frac{1}{N-1}(2\sum_{i=1}^{k-1}i+k)$$

节点数 $N$ 为奇数即 $N$＝2$k$+1 时，平均跳数

$$hops_{aver}=\frac{2}{N-1}\sum_{i=1}^{k}i$$

c．完全连接拓扑中任意两个节点之间的跳数都为 1。

如果将站点接入端节点的链路也算作一跳，则以上各小问的答案分别为：

a．星形拓扑平均跳数为 4。

b．对于 $N$ 个节点的环形拓扑，节点数 $N$ 为偶数即 $N$＝2$k$ 时，平均跳数

$$hops_{aver}=\frac{1}{N-1}[2\sum_{i=1}^{k-1}(i+2)+(k+2)]$$

节点数 $N$ 为奇数即 $N$＝2$k$+1 时，平均跳数

$$hops_{aver}=\frac{2}{N-1}\sum_{i=1}^{k}(i+2)$$

c．完全连接拓扑平均跳数为 3。

10.5

**解答**

根据二叉树性质，第 $i$ 层节点数为 $2^{i-1}$， 设根在树中的层号是 1，最深的层号为 $n$，则二叉树的节点总数为

$$N=\sum_{i=1}^{n}2^{i-1}=\frac{1\times(2^n-1)}{2-1}=2^n-1$$

由根到第 $n$ 层的通路的跳数为 $n$-1，第 $n$ 层节点数为 $2^{n-1}$，当 $n$ 很大时，有

$2^{n-1}\div N\approx 2^{n-1}\div 2^n=\frac{1}{2}$ 即有一半的节点位于第 $n$ 层。同理，从根到第 $n-1$ 层的通路为 $n-2$ 跳，第 $n-1$ 层节点数为 $2^{n-2}$，当 $n$ 很大时，有

$2^{n-2}\div N\approx 2^{n-2}\div 2^n=\frac{1}{2^2}$ 因此，由根到各节点的的通路平均跳数为

$$\begin{aligned}
L&=\frac{1}{2}(n-1)+\frac{1}{2^2}(n-2)+\frac{1}{2^3}(n-3)+\cdots\\
&=n\cdot\sum_{i=1}^{\infty}\frac{1}{2^i}-\sum_{i=1}^{\infty}i\frac{1}{2^i}\\
&=n\cdot\frac{\frac{1}{2}}{1-\frac{1}{2}}-\frac{\frac{1}{2}}{(1-\frac{1}{2})^2}\\
&=n-2
\end{aligned}$$

由于根的两个分叉的子树各有一半的节点，因此整棵数的每个节点对之间的通路的平均跳数是节点到根的平均跳数的 2 倍，即 $2L=2n-4$ 跳（n 非常大时的近似值）。取 $n=3$，可以实际地计算出平均跳数约为 2.2（不妨自己用简单的列表法推算一下），而根据上式得到平均跳数为 2，由此验证了该式是接近实际值的。

10.6

**解答**

```
BELLMAN-FORD(G)
for each vertex u in V                initialize vertex u
  d[u] := infinity
  p[u] := 0
end for
d[s] := 0
for i := 1 to V-1
  for each edge (u,v) in E                examine edge (u,v)
      if (d[u] + w(u,v) < d[v])
           d[v] := d[u] + w(u,v)
           p[u] := u
      end if
  end for
```

```
end for
for each edge (u,v) in E
   if (w(u,v) + d[u] < d[v])
      return (false, , )                  edge (u,v) was not minimized
  else
      …                                   edge (u,v) was minimized
end for
return (true, p, d)
```

10.16

解答

a. 3+9+2=14

b. 3+9+22+45+103=182

没有时间做完本章习题，请感兴趣的同学自行选练其余题目。

**10.3 题的更正：**

此题因为要求将 P 只表为 N、L 和 H 的函数，因此，我们先分析由 10.2 b 题得到的数据报分组交换的答案：

一般情况下，

端到端时延＝{P×[L | (P－H)]＋P×(N－1)＋[L mod (P－H)＋H] }/B＋D×N

如果是 P 是固定长度，则

端到端时延＝[P×$\lceil$L／(P－H)$\rceil$ ＋P×(N－1) ]／B＋D×N

由于本题中已知条件 D=0，所以 B 是什么都无关要紧，不妨用单位 1，故

端到端时延＝P×[L / (P－H)]＋P×(N－1)＋[L mod (P－H)＋H]　　　(1)

如果是 P 是固定长度，则

端到端时延＝P×$\lceil$L／(P－H)$\rceil$ ＋P×(N－1)　　　(2)

假设 P-H 能整除 L，则两个式子都是 P×L／(P－H) ＋P×(N－1)，其实 L 足够大，P<<L，这样假设是可以的，几乎不影响结果。

把 P=(P-H)+H 代进 P×L／(P－H) ＋P×(N－1)展开并化简得到

[(P-H)+H]×L／{[(P-H)+H]－H} ＋[(P-H)+H]×(N－1)

$$=\frac{(P-H)L}{P-H}+\frac{HL}{P-H}+(P-H)(N-1)+H(N-1)$$

$$=L+\frac{HL}{P-H}+(P-H)(N-1)+H(N-1)$$

依据与 P 的相关性将式子顺序调整一下，得到：

数据报网络上的端到端时延$=L+H(N-1)+(P-H)(N-1)+\dfrac{HL}{P-H}$，欲求时延的最小值，可使用用均值不等式：

$$a+b\ge 2\sqrt{a\times b}\qquad (a\ge 0,b\ge 0,\quad \text{均值不等式的等号当且仅当}a=b\text{时成立})$$

由均值不等式知

$(P-H)(N-1)+\dfrac{HL}{P-H}\ge 2\sqrt{(P-H)(N-1)\times\dfrac{HL}{P-H}}$，右端化简得到

$$(P-H)(N-1)+\frac{HL}{P-H}\ge 2\sqrt{(N-1)HL}$$

要达到最小时延，就要 (P-H)(N-1)和 HL/P-H 相等，则不等式变为等式，即

$$\text{端到端最小时延}=L+H(N-1)+2\sqrt{(N-1)HL}$$

该式似乎与 P 无关，但之所以是最小值，是因为其必须满足条件(P-H)(N-1=HL/P-H，于是由此条件等式推得本题所求函数：

$$P=\sqrt{\frac{HL}{N-1}}+H$$