作业1：

1. 电路交换时延：s+x/b+kd

分组交换时延：kd+x/b+(k-1)P/b

分组交换时延较电路交换时延小的条件：(k-1)p/b<s



|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
|  | 媒体长度l | 传播时延 | 媒体中的比特数 | |
| 数据率=1Mbit/s | 数据率=10Gbit/s |
| (1) | 0.1m | 4.35×10-10s | 4.35×10-4 | 4.35 |
| (2) | 100m | 4.35×10-7s | 0.435 | 4.35×103 |
| (3) | 100km | 4.35×10-4s | 4.35×102 | 4.35×106 |
| (4) | 5000km | 0.0217s | 2.17×104 | 2.17×108 |

3.

物理层：在物理层上所传数据的单位是比特(bit)。物理层的任务就是透明地传送比特流。物理层还要确定链接电缆的插头应当有多少根引脚以及各条引脚应如何连接。

数据链路层：在两个相邻结点之间(主机和路由器之间或两个路由器之间)传送数据是直接传送的(即不需要经过转发的点对点通信)。这时就需要使用专门的链路层的协议。数据链路层将网络层交下来的IP数据报组装成帧，在两个相邻结点间的链路上“透明”地传送帧中的数据。

网络层：网络层负责为分组交换网上的不同主机提供通信服务。在发送数据时，网络层把运输层产生的报文段或用户数据报封装成分组或包进行传送。在TCP/IP体系中，由于网络层使用IP协议，因此分组也叫做IP数据报，或简称数据报。网络层另一个任务是选择合适的路由，使源主机运输层所传下来的分组能够通过网络中的路由器找到目的主机。

运输层：运输层的任务就是负责向两个主机中进程之间的通信提供服务。由于一个主机可同时进行多个进程，因此运输层有复用和分用的功能。复用就是多个应用层进程可同时使用下面运输层的服务，分用则是运输层把收到的消息分别交付上面应用层中的相应的进程。

应用层：应用层是体系结构中的最高层。应用层直接为用户的应用进程提供服务。这里的进程就是指正在进行的程序。

4 100bit的发送时间 = 100bit/(1000bit/s) = 0.1s.

(1)0.1秒的时间可以传播2000km,正好是线路的长度。因此当发送的第一个比特到达终点时，发送方也正好把100bit发送完毕，整个线路上都充满了所传输的100bit。

再经过0.05s后，所有的比特都向前走了10000km。这就是说，发送的前50bit已经到达终点了，剩下的50bit还在线路上传播。最后一个比特正好走了一半10000km，在线路的正中间。（图略）

(2)100bit的发送时间 = 100bit/(1000000bit/s) =0.0001s。

0.0001秒的时间可以传播20km，只有线路长度的千分之一。因此现在整个100bit都在线路的靠发送端的位置。

再经过0.05s后，所有的比特都向前走了10000km。这时，整个100bit都在线路上传播最后一个比特正好走了一半10000km，在线路的正中间。

作业2

1. 根据香农公式： 35000 =3100log2(1+S/N)，

最大信息传输率增加60%时，设信噪比S/N应增大到x倍，则：

35000×1.6 = 3100log2(1+xS/N)

由上述两式可以解得 x≈109.396,所以信噪比增大到约100倍。

设在此基础上将信噪比S/N再增大到10倍，而最大信息传输速率可以增大到y倍，则利用香农公式，得出： （S/N = 2505)

35000×1.6×y = 3100log2(1+2505×109.396×10)

y=3100log2(1+2505×109.396×10)/35000×1.6

=1.184

即最大信息速率只能再增加18.4%。

1. 许多用户通过复用技术就可以共同使用一个共享信道来进行通信。虽然复用要付出一定代价（共享信道由于带宽较大因而费用也较高，再加上复用器和分用器也要增加成本),但如果复用的信道数量较大，那么总的来看在经济上还是合算的。

常用的复用技术有：频分复用、时分复用、波分复用和码分复用。

3.

A站的内积：(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1)(-1 -1 -1 +1 +1 -1 +1 +1)/8

=(+1 -1 +3 +1 -1 +3 +1 +1)/8=1

B站的内积：(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1)(-1 -1 +1 -1 +1 +1 +1 -1)/8

=(+1 -1 -3 -1 -1 -3 +1 -1)/8=-1

C站的内积: (-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1)(-1 +1 -1 +1 +1 +1 -1 -1)/8

=(+1 +1 +3 +1 -1 -3 -1 -1)/8=0

D站的内积：(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1)(-1 +1 -1 -1 -1 -1 +1 -1)/8

=(+1 +1 +3 -1 +1 +3 +1 -1)/8=1

因此，A和D发送1，B发送0，而C未发送数据。

作业3

1. (1)简单：PPP协议很简单。接收方每收到一帧，就进行CRC检验。如CRC检验正确，就收下这个帧；反之，就丢弃这个帧。
2. 封装成帧：PPP协议规定了特殊的字符作为帧定界符，以便使接收端从收到的比特流中准确地找出帧的开始和结束位置。
3. 透明性：PPP协议能够保证数据传输的透明性。如果数据中碰巧出现了和帧定界符一样的比特组合，PPP规定了一些措施来解决这个问题。
4. 支持多种网络层协议：PPP协议支持多种网络层协议（如IP和IPX等）在同一条物理链路上的运行。当点对点链路所连接的是局域网或路由器时，PPP协议必须同时支持在链路所连接的局域网和路由器上运行的各种网络层协议。
5. 支持多种类型链路：PPP能够在多种类型的链路上运行。

PPP不适用帧的编号，因为帧的编号是为了出错时可以有效地重传，而PPP并不需要实现可靠传输。PPP适用于线路质量不太差的情况，如果通信线路太差，传输就会频频出错。但PPP又没有编号和确认机制，这样就必须靠上层的协议才能保证数据传输的正确无误。这样就使数据的传输效率降低。

1. 20Mbit/s. 以太网发送的数据都使用曼彻斯特编码的信号。经过曼彻斯特编码器后，原来的信号源的每一个码元都变成了两个码元。
2. 网络上的负荷较轻时，CSMA/CD协议很灵活，哪个站想发送就可以发送，而且发生碰撞的概率很小。如使用TDM，效率就比较低。网络负荷很重时，CSMA/CD协议引起的碰撞很多，重传经常发生，因而效率大大降低，这时TDM的效率就很高。
3. 将第i 次重传失败的概率记为Pi,显然

Pi = (0.5)k, k=min[i, 10]

故第一次重传失败的概率是 P1=0.5， 第二次重传失败的概率是 P2=0.52=0.25，第三次重传失败的概率P3=0.53=0.125

传送1次成功概率 P1 = 0.5 传送2次成功概率 P2=0.5（1-0.25）=0.375 传送3次才成功的概率 P3 = 0.5(0.25)(1-0.125)=0.1094 传送4次才成功的概率 P4=0.5(0.25)(0.125)(1-0.0625)=0.0146

平均重传次数 = 1(0.5)+2(0.375)+3(0.1094)+4(0.01460+... = 0.5+0.75+0.3282+0.0586+...≈1.64

5.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| 动作 | 交换表的状态 | 向哪些接口转发帧 |
| A发送帧给D | 写入(A,1) | 所有的接口 |
| D发送帧给A | 写入(D,4) | A |
| E发送帧给A | 写入(E,5) | A |
| A发送帧给E | 不变 | E |

作业4

1.

1. 路由器处理数据报更简单些；
2. 并非所有的数据报片都经过同样的路由器，因此在每一个中间的路由器进行组装可能总会缺少几个数据报片；
3. 也许分组后面还要经过一个网络，它还要给这些数据报片划分更小的片。如果在中间的路由器进行组装就可能会组装多次。

2 .6次。主机发送IP数据报时用一次ARP，每一个路由器在转发IP数据报时各使用一次。

1. IP地址的4个字节分别表示为B1,B2,B3,B4。把路由表中的4个目的网络地址分别记为N1,N2,N3,N4。收到的5个分组的目的地址分别记为D1,D2,...,D5。

进行AND运算时，只要把掩码地址中非全1的那一个字节换算成二进制即可。

1. 路由器收到的分组的目的地址是D1 = 128.96.39.10

网络N1的子网掩码M1与D1进行AND运算：

M1 AND D1 = 128.96.39.0 所得结果与N1匹配。故选接口m0。后面就不计算了。

1. 路由器收到的分组的目的地址D2=128.96.40.12

网络N1的子网掩码M1与D2进行AND运算：

M1 AND D2 =128.96.40.0 所得结果与N1不匹配，再试下一个。

M2 AND D2 =128.96.40.0 所得结果与N2不匹配，再试下一个。

M3 AND D2 =128.96.40.0 所得结果与N3匹配，故选“下一跳为R2”。

1. 路由器收到的分组的目的地址D3=128.96.40.151

网络N1的子网掩码M1与D3进行AND运算：

M1 AND D3=128.96.40.128 所得结果与N1不匹配，再试下一个。

M2 AND D3=128.96.40.128 所得结果与N2不匹配，再试下一个。

M3 AND D3=128.96.40.128 所得结果与N3不匹配，再试下一个。

M4 AND D3=128.96.40.128 所得结果与N4不匹配，因此选择下一跳为默认接口R4。

1. 路由器收到的分组的目的地址D4=192.4.153.17

网络N1的子网掩码M1与D4进行AND运算：

M1 AND D4=192.4.153.0 所得结果与N1不匹配，再试下一个。

M2 AND D4=192.4.153.0 所得结果与N2不匹配，再试下一个。

M3 AND D4=192.4.153.0 所得结果与N3不匹配，再试下一个。

M4 AND D4=192.4.153.0 所得结果与N4匹配，故选择下一跳为R3

1. 路由器收到的分组的目的地址D5=192.4.153.90

网络N1的子网掩码M1与D5进行AND运算：

M1 AND D5=192.4.153.0 所得结果与N1不匹配，再试下一个。

M2 AND D5=192.4.153.0 所得结果与N2不匹配，再试下一个。

M3 AND D5=192.4.153.0 所得结果与N3不匹配，再试下一个。

M4 AND D5=192.4.153.64 所得结果与N4不匹配，故选择下一跳为默认接口R4。

1. 这几个地址的前面两个字节都一样，因此，只需要比较第三个字节。

212.56.132.0/24的第三个字节的二进制表示是10000100；

212.56.133.0/24的第三个字节的二进制表示是10000101；

212.56.134.0/24的第三个字节的二进制表示是10000110；

212.56.135.0/24的第三个字节的二进制表示是10000111；

第三个字节仅最后两位不都一样，而前面6位都是相同的。这4个地址共同的前缀是两个字节加上6位，即22位，11010100 00111000 100001。最大可能的聚合的CIDR地址块是：212.56.132.0/22。

5.

1. 原来的前缀是2位，需要再增加2位，才能划分4个一样大的子网。因此每个子网前缀是28位。
2. 每个子网的地址中有4位留给主机用，因此共有16个地址（可用的14个）。
3. 四个子网的地址块是：

136.23.12.64/28，136.23.12.80/28，136.23.12.96/28，136.23.12.112/28

1. 地址中的前三个字节分别记为B1，B2和B3。

第一个地址块136.23.12.64/28 可分配给主机使用的：

最小地址是：136.23.12.65/28 最大地址是：136.23.12.78/28

第二个地址块136.23.12.80/28 可分配给主机使用的：

最小地址是：136.23.12.81/28 最大地址是：136.23.12.94/28

第三个地址块136.23.12.96/28 可分配给主机使用的：

最小地址是：136.23.12.97/28 最大地址是：136.23.12.110/28

第四个地址块136.23.12.112/28 可分配给主机使用的：

最小地址是：136.23.12.113/28 最大地址是：136.23.12.126/28

6.

先把收到的路由信息中的“距离”加1：

N1 3

N2 2

N3 4

N4 8

路由器A更新后的路由表如下：

N1 3 C 不同的下一跳，距离更短，改变

N2 2 C 相同的下一跳，距离一样，不变

N3 1 F 不同的下一跳，距离更大，不改变

N4 5 G 不同的下一跳，距离更大，不改变

7.这样做的优点是对首部的处理更简单。数据链路层已经将有差错的帧丢弃了，因此网络层可省去这一步骤。但其缺点是可能遇到数据链路层检测不出来的差错（此概率极小）。

作业5

1. 简单地丢弃。
2. UDP用户数据报的长度 = 8192+8=8200B

以太网数据字段最大长度是1500B.若IP首部为20B，则IP数据报的数据部分最多只能有1480B. 8200 = 1480×5+800，因此划分的数据报片共6个。

数据字段的长度： 前5个是1480字节，最后一个是800字节。

第1个数据报片的片偏移字节是0。

第2个数据报片的片偏移字节是1480B。

第3个数据报片的片偏移字节是2960B。

第4个数据报片的片偏移字节是4440B。

第5个数据报片的片偏移字节是5920B。

第6个数据报片的片偏移字节是7400B。

把以上得出的片偏移字节数除以8，就得出片偏移字段中应当写入的数值。

片偏移字段的值分别是0，185，370，555，740和925。

3.

1. 在接收方，下一个期望收到的序号是5.这表明序号到4为止的分组都已收到。若这些确认都已到达发送方，则发送窗口最靠前，其范围是[5,7]。

假定所有的确认都丢失了，发送方都没有收到这些确认。这时，发送窗口最靠后，应为[2,4]。因此，发送窗口可以是[2,4],[3,5],[4,6],[5,7]中的任何一个。

1. 接收方期望收到的序号是5的分组，说明序号为2，3，4的分组都已收到，并且发送了确认。对序号为1的分组的确认肯定被发送方收到了，否则发送方不可能发送4号分组。可见，对序号为2，3，4的分组的确认有可能仍滞留在网络中。这些确认是用来确认序号为2，3，4的分组的。

4.

1. 第一个报文段的数据序号是70到99，共30字节的数据。
2. B期望收到下一个报文段的第一个数据字节的序号是100，因此确认号应为100。
3. A发送的第二个报文段中的数据中的字节数是180-100=80字节。
4. B在第二个报文段到达后向A发送确认，其确认号应为70。

5.

1. 图略。
2. 慢开始时间间隔：[1,6]和[23,26].
3. 拥塞避免时间间隔：[6,16]和[17,22]。
4. 在第16轮次之后发送方通过收到三个重复的确认，检测到丢失了报文段，因为题目给出下一个轮次的拥塞窗口减半了。在第22轮次之后发送方通过超时检测到丢失了报文段，因为题目给出，下一个轮次的拥塞窗口下降到了1。
5. 在第1轮次发送时，门限ssthresh被设置为32，因为从第6轮次起就进入了拥塞避免状态，拥赛窗口每个轮次加1.在第18轮次发送时，门限ssthresh被设置为发生拥塞时拥塞窗口42的一半，即21。在第24轮次发送时，门限ssthresh被设置为发生拥塞时拥塞窗口26的一半，即13。
6. 第1轮次发送报文段1.（cwnd=1)

第2轮次发送报文段2，3（cwnd=2)

第3轮次发送报文段4~7（cwnd=4)

第4轮次发送报文段8~15（cwnd=8)

第5轮次发送报文段16~31（cwnd=16)

第6轮次发送报文段32~63（cwnd=32)

第7轮次发送报文段64~94（cwnd=33)

因此第70报文段在第7轮次发送出。

1. 检测出了报文段的丢失时拥塞窗口cwnd是8，因此拥塞窗口cwnd的数值应当减半，等于4，而门限ssthresh应设置为检测出报文段丢失时拥塞窗口8的一半，即4.

6.

之前：22001~23000（发送窗口=1000）

之后：22401~23600（发送窗口=1200）（图略）