

1-01 计算机网络的发展可划分为几个阶段？每个阶段各有何特点？

答：计算机网络的发展可分为以下四个阶段。

- (1) 面向终端的计算机通信网：其特点是计算机是网络的中心和控制者，终端围绕中心计算机分布在各处，呈分层星型结构，各终端通过通信线路共享主机的硬件和软件资源，计算机的主要任务还是进行批处理，在 20 世纪 60 年代出现分时系统后，则具有交互式处理和成批处理能力。
- (2) 分组交换网：分组交换网由通信子网和资源子网组成，以通信子网为中心，不仅共享通信子网的资源，还可共享资源子网的硬件和软件资源。网络的共享采用排队方式，即由结点的分组交换机负责分组的存储转发和路由选择，给两个进行通信的用户段续（或动态）分配传输带宽，这样就可以大大提高通信线路的利用率，非常适合突发式的计算机数据。
- (3) 形成计算机网络体系结构：为了使不同体系结构的计算机网络都能互联，国际标准化组织 ISO 提出了一个能使各种计算机在世界范围内互联成网的标准框架——开放系统互连基本参考模型 OSI。这样，只要遵循 OSI 标准，一个系统就可以和位于世界上任何地方的、也遵循同一标准的其他任何系统进行通信。
- (4) 高速计算机网络：其特点是采用高速网络技术，综合业务数字网的实现，多媒体和智能型网络的兴起。

1-02 试举出对网络协议的分层处理方法的优缺点。

答：优点：

- (1) 可使各层之间互相独立，某一层可以使用其下一层提供的服务而不需知道服务是如何实现的。
- (2) 灵活性好，当某一层发生变化时，只要其接口关系不变，则这层以上或以下的各层均不受影响。
- (3) 结构上可以分割开，各层可以采用最合适的技术来实现。
- (4) 易于实现和维护。
- (5) 能促进标准化工作。

缺点：层次划分得过于严密，以致不能越层调用下层所提供的服务，降低了协议效率。

1-03 试讨论在广播式网络中对网络层的处理方法。讨论是否需要这一层？

答：广播式网络是属于共享广播信道，不存在路由选择问题，可以不要网络层，但从 OSI 的观点，网络设备应连接到网络层的服务访问点，因此将服务访问点设置在高层协议与数据链路层中逻辑链路子层的交界面上，IEEE 802 标准就是这样处理的。

1-04 试将 TCP/IP 和 OSI 的体系结构进行比较。讨论其异同之处。

答：(1) OSI 和 TCP/IP 的相同点是二者均采用层次结构，而且都是按功能分层。

(2) OSI 和 TCP/IP 的不同点：

- ① OSI 分七层，自下而上分为物理层、数据链路层、网络层、运输层、会话层、表示层和应用层，而 TCP/IP 分四层：网络接口层、网间网层（IP）、传输层（TCP）和应用层。严格讲，TCP/IP 网间网协议只包括下三层，应用程序不算 TCP/IP 的一部分。
- ② OSI 层次间存在严格的调用关系，两个（N）层实体的通信必须通过下一层（N-1）层实体，不能越级，而 TCP/IP 可以越过紧邻的下一层直接使用更低层次所提供的服务（这种层次关系常被称为“等级”关系），因而减少了一些不必要的开销，提高了协议的效率。
- ③ OSI 只考虑用一种标准的公用数据网将各种不同的系统互联在一起，后来认识到互联网协议的重要性，才在网络层划出一个子层来完成互联作用。而 TCP/IP 一开始就考虑到多种异构网的互联问题，并将互联网协议 IP 作为 TCP/IP 的重要组成部分。
- ④ OSI 开始偏重于面向连接的服务，后来才开始制定无连接的服务标准，而 TCP/IP 一开始就有面向连接和无连接服务，无连接服务的数据报对于互联网中的数据传送以及分组话音通信都是十分方便的。
- ⑤ OSI 与 TCP/IP 对可靠性的强调也不相同。对 OSI 的面向连接服务，数据链路层、网络层和运输层都要检测和错误，尤其在数据链路层采用校验、确认和超时重传等措施提供可靠性，而且网络和运输层也有类似技术。而 TCP/IP 则不然，TCP/IP 认为可靠性是端到端的问题，应由运输层来解决，因此它允许单个的链路或机器丢失数据或数据出错，网络本身不进行错误恢复，丢失或出错数据的恢复在源主机和目的主机之间进行，由运输层完成。由于可靠性由主机完成，增加了主机的负担。但是，当应用程序对可靠性要求不高时，甚至连主机也不必进行可靠性处理，在这种情况下，TCP/IP 网的效率最高。
- ⑥ 在两个体系结构中智能的位置也不相同。OSI 网络层提供面向连接的服务，将寻径、流控、顺序控制、内部确认、可靠性带有智能性的问题，都纳入网络服务，留给末端主机的事就不多了。相反，TCP/IP 则要求主机参与几乎所有网络服务，所以对入网的主机要求很高。
- ⑦ OSI 开始未考虑网络管理问题，到后来才考虑这个问题，而 TCP/IP 有较好的网络管理。

1-05 计算机网络可从哪几个方面进行分类？

答：计算机网络可以从不同的角度进行分类：

- (1) 根据网络的交换功能分为电路交换、报文交换、分组交换和混合交换；

- (2) 根据网络的拓扑结构可以分为星型网、树型网、总线网、环型网、网状网等;
- (3) 根据网络的通信性能可以分为资源共享计算机网络、分布式计算机网络和远程通信网络;
- (4) 根据网络的覆盖范围与规模可分为局域网、城域网和广域网;
- (5) 根据网络的使用范围分为公用网和专用网。

1-06 计算机网络由哪几部分组成?

答: 一个计算机网络应当有三个主要的组成部分:

- (1) 若干个主机, 它们向各用户提供服务;
- (2) 一个通信子网, 它由一些专用的结点交换机和连接这些结点的通信链路所组成;
- (3) 一系列的协议, 这些协议是为在主机之间或主机和子网之间的通信而用的。

1-07 占据两个山顶的蓝军与驻扎在这两个山之间的山谷的红军作战。其力量对比是: 一个山顶上的蓝军打不过红军, 但两个山顶的蓝军协同作战则可战胜红军。一个山顶上的蓝军拟于次日正午向红军发起攻击。于是发送电文给另一山顶的友军。但通信线路很不好, 电文出错或丢失的可能性较大。因此要求收到电文的友军必须送回一个确认电文。但此确认电文也可能出错或丢失。试问能否设计出一种协议使得蓝军能够实现协同作战因而不一定(即 100%)取得胜利?

答: 不可能设计出这样的协议。最后一次传送的报文也需要确认, 那么哪一个报文是最后的报文呢? 注意: 是要求 100%可靠, 而不是 99.9999...%可靠。

1-08 面向连接服务与无连接服务各自的特点是什么?

答: 面向连接服务在数据交换之前必须先建立连接, 保留下层的有关资源, 数据交换结束后, 应终止这个连接, 释放所保留的资源。而对无连接服务, 两个实体之间不建立连接就可以通信, 在数据传输时动态地分配下层资源, 不需要事先进行预保留。

1-09 协议与服务又何区别? 有何关系?

答: 协议是水平的, 服务是垂直的。

1-10 什么是计算机网络? 计算机网络由哪些组成?

答: (1)、计算机网络就是计算机之间通过通信工具进行信息共享和能力共享。

(2)、计算机网络由计算机子网和通信子网组成。

1-11 计算机多用户系统和网络系统有什么异同点?

答: 计算机网络就是计算机之间通过通信工具进行信息共享和能力共享。计算机网络的功能包括网络通信、资源管理、网络服务、网络管理和交互操作的能力。网络实现了分布在不同地理位置的计算机资源的信息交流和资源共享, 计算机资源主要是指计算机硬件、软件与数据, 数据是信息的载体, 网络用户可以在使用本地计算机资源的同时, 通过联网访问远地联网计算机上的资源, 甚至可以调用网络中的多台计算机共同完成某项任务。然而, 多用户系统指的是软件系统, 它可以设定各位用户的使用权限, 有条件地使多位用户使用同一计算机资源, 还可利用网络系统进行信息交流和资源共享。

1-12 什么是计算机网络的拓扑结构图?

答: 计算机网络的拓扑结构图是指利用拓扑学把网络中通信线路和站点(计算机或设备)连接起来的几何排列形式。

1-13 通信子网与资源子网分别由那些主要部分组成? 其主要功能是什么?

答: 通信子网由传输线和交换单元两部分组成, 其主要功能是把消息从一台主机传输到另一台主机。

资源子网即是各种网络资源的集合, 其主要功能是计算机的信息交流和资源共享。

1-14 计算机网络分成哪几种类型? 试比较不同类型网络的特点。

答: 1、按网络覆盖的地理范围分类:

- (1)、局域网: 局域网是计算机硬件在比较小的范围内通信线路组成的网络, 一般限定在较小的区域内, 通常采用有线的方式连接起来。
- (2)、城域网: 城域网规模局限在一座城市的范围内, 覆盖的范围从几十公里至数百公里, 城域网基本上是局域网的延伸, 通常使用与局域网相似的技术, 但是在传输介质和布线结构方面牵涉范围比较广。
- (3)、广域网: 覆盖的地理范围非常广, 又称远程网, 在采用的技术、应用范围和协议标准方面有所不同。

2、按传输介质分类:

- (1)、有线网: 采用同轴电缆、双绞线, 甚至利用有线电视电视电缆来连接的计算机网络, 有线网通过"载波"空间进行传输信息, 需要用导线来实现。
- (2)、无线网: 用空气做传输介质, 用电磁波作为载体来传播数据。无线网包括: 无线电话、语音广播网、无线电视网、微波通信网、卫星通信网。

3、按网络的拓扑结构分类：

- (1)、星型网络：各站点通过点到点的链路与中心相连，特点是很容易在网络中增加新的站点，数据的安全性和优先级容易控制，易实现网络监控，但一旦中心节点有故障会引起整个网络瘫痪。
- (2)、总线型网络：网络中所有的站点共享一条数据通道，总线型网络安装简单方便，需要铺设的电线最短，成本低，某个站点的故障一般不会影响整个网络，但介质的故障会导致网络瘫痪，总线网安全性低，监控比较困难，增加新站点也不如星型网络容易。
- (3)、树型网络：是上述两种网的综合。
- (4)、环型网络：环型网容易安装和监控，但容量有限，网络建成后，增加新的站点较困难。
- (5)、网状型网络：网状型网络是以上述各种拓扑网络为基础的综合应用。

4、按通信方式分类：

- (1)、点对点传输网络：数据以点到点的方式在计算机或通信设备中传输，在一对机器之间通过多条路径连接而成，大的网络大多采用这种方式。
- (2)、广播式传输网络：数据在共用通信介质线路中传输，由网络上的所有机器共享一条通信信道，适用于地理范围小的小网或保密要求不高的网络。

5、按网络使用的目的分类：

- (1)、共享资源网：使用者可共享网络中的各种资源。
- (2)、数据处理网：用于处理数据的网络。
- (3)、数据传输网：用来收集、交换、传输数据的网络。

6、按服务方式分类：

- (1)、客户机/服务器(C / S)模式：C / S 计算的模式的结构是分散、多层次和具有图形用户接口的 PC 机作为客户机，不同的操作系统或不同的网络操作系统对应不同的语言和开发工具，其工作特点是文件从服务器被下载到工作站上，然后在工作站上进行处理，而基于主机的大型机工作特点是所有处理都发生在主机上。
- (2)、浏览器/服务器(B / S)模式：主要特点是它与软硬件平台的无关性，把应用逻辑和业务处理规则放在服务器一侧。
- (3)、对等网或称为对等式的网络：对等网可以不要求具备文件服务器，特别是应用在一组面向用户的 PC 机，每台客户机都可以与其他每台客户机实现"平等"对话操作，共享彼此的信息资源和硬件资源，组网的计算机一般类型相同，甚至操作系统也相同，这种网络方式灵活方便，但是较难实现集中管理与控制，安全性也低。

7、按企业和公司管理分类：

- (1)、内部网：一般指企业内部网，自成一体形成一个独立的网络。
- (2)、内联网：一般指经改造的或新建的企业内部网，采用通用的 TCP / IP 作为通信协议，一般具备自己的 WWW 服务器和安全防护系统，为企业内部服务，不和因特网直接进行连接。
- (3)、外联网：采用因特网技术，有自己的 WWW 服务器，但不一定与因特网直接进行连接的网络，同时必须建立防火墙把内联网与因特网隔离开，以确保企业内部信息的安全。
- (4)、因特网：因特网是目前最流行的一种国际互联网，在全世界范围内得到应用，结合多媒体的"声、图、文"表现能力，不仅能处理一般数据和文本，而且也能处理语音、声响、静止图象、电视图象、动画和三维图形等。

6 计算机网络的主要功能是什么？根据你的兴趣和需求，举出几种应用实例。

答：计算机网络的功能包括网络通信、资源管理、网络服务、网络管理和交互式操作的能力。例如电子邮件、网络浏览、文件传输、网络打印等。

1-15 什么是网络体系结构？为什么要定义网络体系结构？

答：计算机网络的体系结构就是为了不同的计算机之间互连和互操作提供相应的规范 and 标准。首先必须解决数据传输问题，包括数据传输方式、数据传输中的误差与出错、传输网络的资源管理、通讯地址以及文件格式等问题。解决这些问题需要互相通信的计算机之间以及计算机与通信网之间进行频繁的协商与调整。这些协商与调整以及信息的发送与接收可以用不同的方法设计与实现。计算机网络体系结构中最重要框架文件是国际标准化组织制订的计算机网络 7 层开放系统互连标准。其核心内容包含高、中、低三大层，高层面向网络应用，低层面向网络通信的各种物理设备，而中间层则起信息转换、信息交换(或转接)和传输路径选择等作用，即路由选择核心。

计算机网络是一个非常复杂的系统。它综合了当代计算机技术和通信技术，又涉及其他应用领域的知识和技术。由不同厂家的软硬件系统、不同的通信网络以及各种外部辅助设备连接构成网络系统，高速可靠地进行信息共享是计算机网络面临的主要难题，为了解决这个问题，人们必须为网络系统定义一个使不同的计算机、不同的通信系统和不同的应用能够互相连接(互连)和互相操作(互操作)的开放式网络体系结构。互连意味着不同的计算机能够通过通信子网互相连接起来进行数据通信。互操作意味着不同的用户能够在连网的计算机上，用相同的命令或相同的操作使用其他计算机中的资源与信息，如同使用本地的计算机系统资源与信息一样。

1-16 什么是网络协议？它在网络中的作用是什么？

答：为了进行网络中的数据交换而建立的规则、标准或约定称为网络协议。主要由语法、语义和同步(指事件中顺序的详细说明)。通信协议有层次特性，大多数的网络组织都按层或级的方式来组织，在下一层的基础上建立上一层，每一层的目的都是向其上一层提供一定的服务，而把如何实现这一服务的细节对上一层加以屏蔽。网络协议确定交换数据格式以及有关的同步问题。

1-17 什么是 OSI 参考模型？各层的主要功能是什么？

答：计算机网络体系结构中最重要框架文件是国际标准化组织制订的计算机网络 7 层开放系统互连标准，即 OSI 参考模型。其核心内容包含高、中、低三大层，高层面向网络应用，低层面向网络通信的各种物理设备，而中间层则起信息转换、信息交换(或转接)和传输路径选择等作用，即路由选择核心。该模型提出了用分层的方法实现计算机网络的互连与互操作功能。分层就是把一个复杂的问题划分为不同的局部问题，并规定每一层必须完成的功能。分层将复杂的问题分解为多个相对简单的问题处理，并使得高层用户从具有相同功能的协议层开始进行互连。从而使得系统变的开放。

物理层：负责提供和维护物理线路，并检测处理争用冲突，提供端到端错误恢复和流控制以比特为单位进行传输。

数据链路层：主要任务是加强物理传输原始比特的功能，以帧为单位进行传输。

网络层：关系到子网的运行控制，其中一个关键问题是确定分组从源端到目的端的"路由选择"，以分组为单位进行传输。

运输层：基本功能是从会话层接收数据，必要时把它分成较小的单元传递，并确保到达对方的各段信息正确无误。运输层也要决定向会话层服务，并最终向网络用户提供服务。

会话层：进行高层通信控制，允许不同机器上的用户建立会话关系。表示层：完成某些特定功能。例如：解决数据格式的转换。

表示层关心的是所传输的语法和语义，而表示层以下各层只关心可靠地传输比特流。

应用层：提供与用户应用有关功能，包括网络浏览、电子邮件、不同类文件系统的文件传输、虚拟终端软件、过程作业输入、目录查询和其他各种通用的和专用的功能等。]

1-18 管理计算机通信的规则称为（ 协议 ）。

1-19 在 OSI 模型中，第 N 层和其上的 N / 1 层的关系是（ N 层为 N+1 层提供服务 ）。

2-01 物理层要解决哪些问题？物理层的主要特点是什么？

答：（1）物理层要解决的主要问题：

- ①物理层要尽可能屏蔽掉物理设备、传输媒体和通信手段的不同，使上面的数据链路层感觉不到这些差异的存在，而专注于完成本层的协议与服务。
- ②给其服务用户（数据链路层）在一条物理的传输媒体上传送和接收比特流（一般为串行按顺序传输的比特流）的能力。为此，物理层应解决物理连接的建立、维持和释放问题。
- ③在两个相邻系统之间唯一地标识数据电路。

（2）物理层的主要特点：

- ①由于在 OSI 之前，许多物理规程或协议已经制定出来了，而且在数据通信领域中，这些物理规程已被许多商品化的设备所采用。加之，物理层协议涉及的范围广泛，所以至今没有按 OSI 的抽象模型制定一套新的物理层协议，而是沿用已存在的物理规程，将物理层确定为描述与传输媒体接口的机械、电气、功能和规程特性。
- ②由于物理连接的方式很多，传输媒体的种类也很多，因此，具体的物理协议相当复杂。

2-02 常用的传输媒体有哪几种？各有何特点？

答：常见的传输媒体有以下几种：

- （1）双绞线：分屏蔽双绞线和无屏蔽双绞线。由两根相互绝缘的导线组成。可以传输模拟信号，也可以传输数字信号，有效带宽达 250KHz，通信距离一般为几到十几公里。导线越粗其通信距离越远。在数字传输时，若传输速率为每秒几兆比特，则传输距离可达几公里。一般用作电话线传输声音信号。虽然双绞线容易受到外部高频电磁波的干扰，误码率高，但因为其价格便宜，且安装方便，既适于点到点连接，又可用于多点连接，故仍被广泛应用。
- （2）同轴电缆：分基带同轴电缆和宽带同轴电缆，其结构是在一个包有一层绝缘的实心导线外，再套上一层外面也有一层绝缘的空心圆形导线。由于其高带宽（高达 300~400Hz）、低误码率、性能价格比高，所以用在 LAN 中，同轴电缆的最大传输距离随电缆型号和传输信号的不同而不同，由于易受低频干扰，在使用时多将信号调制在高频载波上。
- （3）光导纤维：以光纤作为载体，利用光的全反向原理传播光信号。其优点是直径小、重量轻；传输频带宽、通信容量大；抗雷电和电磁干扰性能好，无串音干扰，保密性好，误码率低。但光电接口的价格较昂贵。光纤被广泛用于电信系统铺设主干线。
- （4）无线信道：分地面微波接力通信和卫星通信。其主要优点是频率高，频带范围宽，通信信道的容量大；信

号所受工业干扰较小，传输质量高，通信比较稳定；不受地理环境的影响，建设投资少、见效快。缺点是地面微波接力通信在空间是直线传播，传输距离受到限制，一般只有 50Km，隐蔽性和保密性较差。卫星通信虽然通信距离远且通信费用与通信距离无关，但传播时延较大，技术较复杂，价格较贵。

2-03 基带信号与宽带信号的传输各有什么特点？

答：（1）将数字信号“1”或“0”直接用两种不同的电压表示，这种高电平和低电平不断交替的信号称为基带信号，而基带就是这种原始信号所占的基本频带。将基带信号直接送到线路上传输称为基带传输。基带传输要求信道有较宽的频带。

（2）若将多路基带信号、音频信号和视频信号的频谱分别移到一条电缆的不同频段传输，这种传输方式称为宽带传输。宽带传输所传输的信号都是经过调制后的模拟信号。因此可用宽带传输系统实现文字、声音和图像的一体化传输。在宽带系统中，要用放大器增加传输距离。

2-04 有 600MB（兆字节）的数据，需要从南京传送到北京。一种方法是将数据写到磁盘上，然后托人乘火车将这些磁盘捎去。另一种方法是用计算机通过长途电话线路（设信息传送的速率是 2.4Kb/s）传送此数据。试比较这两种方法的优劣。若信息传送速率为 33.6Kb/s，其结果又如何？

答：假定连续传送且不出错。若用 2.4Kb/s 速率，传 600MB（ $=600 \times 1048576 \times 8 = 5033164800$ bit）需要 24.3 天。若用 33.6Kb/s 速率传送，则需时间 1.73 天。比托人乘火车捎去要慢，且更贵。

2-05 56Kb/s 的调制解调器是否突破了香农的信道极限传输速率？这种调制解调器的使用条件是什么？

答：56Kb/s 的调制解调器主要用于用户与 ISP 的通信，这时从用户到 ISP 之间只需经过一次 A/D 转换，比两个用户之间使用的 33.6Kb/s 调制解调器的量化噪声要小，所以信噪比进一步提高。虽然 33.6Kb/s 调制解调器的速率基本已达到香农的信道极限传输速率，但是 56Kb/s 的调制解调器的使用条件不同，它提高了信噪比，它没有突破香农极限传输速率的公式。

56Kb/s 的调制解调器的使用条件是 ISP 也使用这种调制解调器（这里是为了进行数字信号不同编码之间的转换，而不是数模转换），并且在 ISP 与电话交换机之间是数字信道。若 ISP 使用的只是 33.6Kb/s 调制解调器，则用户端的 56Kb/s 的调制解调器会自动降低到与 33.6Kb/s 调制解调器相同的速率进行通信。

2-06 在介绍双绞线时，我们说：“在数字传输时，若传输速率为每秒几个兆比特，则传输距离可达几公里。”但目前我们使用调制解调器与 ISP 相连时，数据的传输速率最高只能达到 56Kb/s，与每秒几个兆比特相距甚远。这是为什么？

答：“在数字传输时，若传输速率为每秒几个兆比特，则传输距离可达几公里。”这是指使用数字线路，其两端的设备并没有带宽的限制。当我们使用调制解调器与 ISP 相连时，使用的是电话的用户线。这种用户线进入市话交换机处将带宽限制在 3400Hz 以下，与数字线路的带宽相差很大。

2-07 试比较模拟通信方式与数字通信方式的优缺点。

答：在数据通信技术中，利用模拟通信信道，通过调制解调器传输模拟数据信号的方法，称为宽带传输。利用数字通信信道直接传输数字数据信号的方法称为基带传输。宽带传输的优点是可以利用目前覆盖面最广、普遍应用的模拟语音通信信道。用于语音通信的电话交换网技术成熟，造价较低，其缺点是数据传输速率较低，系统效率低。基带传输在基本不改变数字数据信号频带（即波形）情况下直接传输数字信号，可以达到很高的传输速率，是目前积极发展与广泛应用的数据通信方式。

2-08 描述网桥如何被用于减少网络交通问题？

答：网桥以“混杂”方式操作，这意味着它在发送每个包时要查看其地址，网桥工作在 OSI 数据链路层的媒体访问控制（MAC）子层。网桥截获所有网络“交通”，并检查它收到的每一个包，读出每个包的地址，由此确定是否将该包转发到下一个网络。如果该包的目标是一个本地结点，则网桥过滤掉源 LAN 上的该包。因此网桥可以分割两个网络之间的通信量，有利于改善互连网络的性能。

2-09 什么网络条件可引起网络段被分隔断？

答：当网络段出现问题，以及网络段包含大量的交通时会从网络中隔离出来。

2-10 什么是多路复用器？

答：在信道复用技术中，将来自多个输入线路的数据组合、调制成一路数据，并将此数据信号送上高容量的数据链路，使不同的计算机连接到相同的信道上，共享信道资源的设备是多路复用器。

2-11 比特率与波特率的区别是什么？

答：波特率：每秒钟内离散信号事件的个数。

比特率：每秒中的比特数。

2-12 在什么情况下，要安装多端口中继器？

答：网络中继器能放大输入信号、重新定时并沿多条运行电缆重新生成该信号。一旦信号通过电缆，重新定时，有助于避免产生冲突。多端口中继器接收数据包时，它要重新定时，包才能放置在扩展的网段上，如果中继器

检测到个别网段有问题，例如：过量冲突，它就停止传送将停止传输数据到该电缆段。多端口中继器上一个网段被隔开并不会影响到其他端口。一旦网络问题被解决，被隔开的网络还能在中继器上重置，恢复传输。因此，在连接多个超出距离规范的用户时，可采用多端口中继器。

2-13 比较不同传输介质的性质与特点。

答：1、双绞线：

物理特性：双绞线由按规则螺旋结构排列的 2 根或 4 根绝缘线组成。一对线可以作为一条通信电路，各个线对螺旋排列的目的是使各线对之间的电磁干扰最小。

传输特性：双绞线最普遍的应用是语音信号的模拟传输。使用双绞线通过调制解调器传输模拟数据信号时，数据传输速率目前单向可达 56kb / s，双向达 33.6kb / s，24 条音频通道总的数据传输速率可达 230kb / s。使用双绞线发送数字数据信号，一般总的数据传输速率可达 2Mb / s。

连通性：双绞线可用于点对点连接，也可用于多点连接。

地理范围：双绞线用于远程中继线时，最大距离可达 15 公里；用于 10 Mb/s

局域网时，与集线器的距离最大为 100 米。

抗干扰性：在低频传输时，其抗干扰能力相当于同轴电缆。在 10---100kHz 时，其抗干扰能力低于同轴电缆。

价格：双绞线的价格低于其他传输介质，并且安装、维护方便。

2、同轴电缆：

物理特性：同轴电缆也由两根导体组成，有粗细之分，它由套置单根内导体的空心圆柱体构成。内导体是实芯或者是绞的；外导体是整体的或纺织的。内导体用规则间距的绝缘环或硬的电媒体材料来固定，外导体用护套或屏蔽物包着。

传输特性：50 欧姆专用于数字传输，一般使用曼彻斯特编码，数据速率可达 2Mb / s。CATV 电缆可用于模拟和数字信号。对模拟信号，高达 300--400MHz 的频率是可能的。对数字信号，已能达到 50Mb / s。

连通性：同轴电缆可用于点对点连接，也可用于多点连接。

地理范围：典型基带电缆的最大距离限于数公里，而宽带网络则可以延伸到数十公里的范围。

抗干扰性：同轴电缆的结构使得它的抗干扰能力较强，同轴电缆的抗干扰性取决于应用和实现。一般，对较高频率来说，它由于双绞线的抗干扰性。

价格：安装质量好的同轴电缆的成本介于双绞线和光纤之间、维护方便。

3、光纤：

物理特性：光学纤维是一种直径细(2---125 微米)的柔软、能传导光波的介质，能够传导光波的媒体。各种玻璃和塑料可用来制造光学纤维。光缆具有圆柱形的形状，由三个同心部分组成：纤芯、包层、护套。

传输特性：光纤利用全内反射来传输经信号编码的光束。分多模和单模方式，多模的带宽为 200MHz---3GHz/km；单模的带宽为 3GHz---50GHz/km。

连通性：光纤最普通的使用是在点到点的链路上。

地理范围：光纤信号衰减极小，它可以在 6---8 公里的距离内不使用中继器实现高速率数据传输。

抗干扰性：不受电磁干扰和噪声扰性的影响。

价格：目前光纤系统比双绞线系统和同轴电缆系统贵，但随着技术的进步，它的价格会下降以与其他媒体竞争。

2-14 信道带宽与信道容量的区别是什么？增加带宽是否一定能增加信息容量？

答：信道的发送和接收两端传输比特信号的最大速率称为该信道的带宽。用 Hz 表示。信道容量是指单位时间内信道上所能传输的最大比特数，用 b / s 表示。从理论上讲，增加信道带宽是可以增加信道容量的，但实际上，信道带宽的无限增加并不能使信道容量无限增加，其原因是在一些实际情况下，信道中存在噪声和干扰，并且收发双方产生响应高低电平形成的波形也不是理想的方波，这就制约了带宽的增加。

2-15 假定在地球和一个新月亮之间建立一条 100M 位/秒的链路。从该月亮到地球的距离大约是 385000 公里，数据在链路上以光速 3×10^8 米/秒传输。

(a) 计算该链路的最小 RTT。

(b) 使用 RTT 作为延迟，计算该链路的“延迟×带宽”值。

(c) 在 (b) 中计算的“延迟×带宽”值的含义是什么？

(d) 在月亮上用一个照相机拍取地球的相片，并把它们以数字形式保存到磁盘上。假定在地球上的任务控制要下载 25M 字节的最新图象，那么，从发出数据请求到传送结束最少要化多少时间？

解：

(a) 最小 RTT 等于 2×385000000 米 ÷ $(3 \times 10^8$ 米/秒) = 2.57 秒

(b) “延迟×带宽”值等于 2.57 秒 × 100M 位/秒 = 257M 位 ≈ 32M 字节

(c) 它表示发送方在收到一个响应之前能够发送的数据量。

(d) 在图象可以开始到达地面之前，至少需要一个 RTT。假定仅有带宽延迟，那么发送需要的时间等于 $25\text{M 字节} \div 100\text{M 位/秒} = 200\text{M 位} \div 100\text{M 位/秒} = 2\text{ 秒}$ 。所以，直到最后一个图象位到达地球，总共化的时间等于 $2.0 + 2.57 = 4.57\text{ 秒}$ 。

2-16 如图所示，主机 A 和 B 每个都通过 10M 位/秒链路连接到交换机 S。



在每条链路上的传播延迟都是 20 微妙。S 是一个存储转发设备，在它接收完一个分组后 35 微妙开始转发收到的分组。试计算把 10000 比特从 A 发送到 B 所需要的总时间。

(a) 作为单个分组

(b) 作为两个 5000 位的分组一个紧接着另一个发送

解：

(a) 作为单个分组时，每条链路的发送延迟是 $10000\text{ 位} \div 10\text{M 位/秒} = 1000\text{ 微妙}$

总的传送时间等于 $2 \times 1000 + 2 \times 20 + 35 = 2075\text{ 微妙}$ 。（2 个发送延迟+两个发送延迟+中转延迟）

(b) 当作为两个分组发送时，下面列出的是各种事件发生的时间表：

T=0 开始（1 个分组发送延迟 500 微妙）

T=500 A 完成分组 1 的发送，开始发送分组 2

T=520 分组 1 完全到达 S（传播延迟 20 微妙）

T=555 分组 1 从 S 起程前往 B（中转延迟 35 微妙）

T=1000 A 结束了分组 2 的发送（发送延迟 500 微妙）

T=1055 分组 2 从 S 起程前往 B（传播延迟 20 微妙+中转延迟 35 微妙）

T=1075 分组 2 的第 1 位开始到达 B（传播延迟 20 微妙）

T=1575 分组 2 的最后 1 位到达 B（由于发送延迟 500 微妙，末位比首位晚到 500 微妙）

事实上，从开始发送到 A 把第 2 个分组的最后 1 位发送完经过的时间为 $2 \times 500\text{ 微妙}$ ，

第 1 个链路延迟 20 微妙，

交换机延迟为 35 微妙（然后才能开始转发第 2 个分组），

500 微妙的发送延迟（等待该分组发送到末位），

第 2 个链路延迟 20 微妙，

所以，总的时间等于 $2 \times 500\text{ 微妙} + 20\text{ 微妙} + 35\text{ 微妙} + 500\text{ 微妙} + 20\text{ 微妙} = 1575\text{ 微妙}$ 。

2-17 现在要在光纤上发送一个计算机屏幕图象序列。屏幕大小为 480×640 像素，每个像素 24 位，每秒 60 幅屏幕图象。问需要多大的带宽？假定每赫兹调制一个比特，那么对于中心波长为 $1.30\text{ }\mu\text{m}$ 的波段，这个带宽所对应的波长范围有多大？

解答：数据速率是 $480 \times 640 \times 24 \times 60\text{ bps}$ ，即 442Mbps

$$\begin{aligned}\Delta f &= 4.42 \times 10^8 \\ f &= \frac{c}{\lambda} \quad \frac{df}{d\lambda} = -\frac{c}{\lambda^2} \\ |\Delta \lambda| &= \frac{\lambda^2 \Delta f}{c} = \frac{(1.3 \times 10^{-6})^2 \times 4.42 \times 10^8}{3 \times 10^8} \\ &= 2.5 \times 10^{-12} \text{ m, 即 } 2.5 \times 10^{-6} \text{ 微米}\end{aligned}$$

因此，需要 442 Mbps 的带宽，对应的波长范围是 2.5×10^{-6} 微米。

2-18 奈魁斯特定理适用于光纤吗？还是仅适用于铜线？

解答：奈魁斯特定理是一个数学性质，不涉及技术处理。该定理说，如果你有一个函数，它的傅里叶频谱不包含高于 f 的正弦或余弦，那么以 $2f$ 的频率采样该函数，那么你就可以获取该函数所包含的全部信息。因此奈魁斯特定理适用于所有介质。

2-19 假定 PSTN 的带宽是 3000HZ，典型的信噪功率比是 20dB，试确定可以取得的理论上最大的信息（数据）速率。

解答：

$$SNR = 10 \log_{10} \frac{S}{N}$$

$$\text{因此, } 20 = 10 \log_{10} \frac{S}{N}$$

$$\frac{S}{N} = 100$$

现在,

$$C = W \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right)$$

因此, $C = 3000 \times \log_2(1+100) = 19\,936 \text{ bps}$

即可以取得的理论上最大的信息(数据)速率是 19 936 bps。

2-20 在一条 ISDN B 信道上以传真的方式传送一幅 8×10 英寸图像要花多少时间? 假设传真机把每英寸数字化为 300 个像素, 每个像素用 4 比特表示。当前的传真机在普通电话线上比这要快, 你认为我们是怎样做到的?

解答: 这幅图像有 $8 \times 10 = 80$ 平方英寸, 总共有 $(8 \times 300) \times (10 \times 300) = 7200,000$ 个像素。每个像素用 4 比特表示, 总的数量为 $4 \times 7200000 = 28.8 \text{ M 比特}$, 即 28800k 比特。在 ISDN B 信道上以 64kbps 速率发送, 所需花的时间是 $28800 \div 64 = 450$ 秒。当前的 FAX 机器每个像素仅使用 1 比特, 节省了一个因子 4, 但当前的 FAX 调制解调器运行速率是 14.4kbps, 不是 64kbps, 因此发送一个整页仍需 450 秒。它们看起来比较快的原因是因为大多数页的百分之九十五是空白, 而所使用的行程编码把这些空白全部删除了。

2-21 假设每张存储了 1.44 兆字节的软盘重 30 克, 一架飞机载着 10^4 千克这种软盘以 1000 千米/小时的速度飞过 5000 千米的距离。这种系统的数据传输率是多少比特每秒?

解答:

总信息量 $= (1.44 \text{ MB} \times 8 \text{ bits}) \times (10^7 \div 30) \text{ 张软盘} \approx 3840000 \text{ Mb}$

飞行时间 $= 5000 \text{ km} \div (1000 \text{ km/hr}) \times 3600 \text{ s} = 18000 \text{ s}$

数据率 $= 3840000 \text{ Mb} \div 18000 \text{ s} \approx 213 \text{ Mb/s}$

2-22 实验表明当空气中的电磁波信号进入海洋后, 信号可被探测到的海洋深度随波长的增加而增加。因此在军事方面, 人们使用频率为 30Hz 的超长波在全球范围内和潜艇进行通信。天线的长度应当为波长的一半, 那么天线应该多长?

解答: 无线电波和光波(皆是电磁波)在真空中传输速度都是 $3 \times 10^8 \text{ 米/s}$, 根据惠更斯波动学, 知道光波在水中的传播速度要低于真空中的传播速度(傅科用实验方法给予了证明), 无线电波也是如此。然而, 这种差距相对于每秒 30 万千米的波速, 在我们的估算中可以忽略, 就如同忽略自由空间与真空的差别一样。因此仍按真空中的波速计算。

天线长度 $= \lambda / 2 = v / 2f = 3 \times 10^8 / 2 \times 30 = 1 \times 10^7 / 2 = 5000 \text{ km}$

3-01 数据链路(即逻辑链路)与链路(物理链路)有何区别? “电路接通了”与“数据链路接通了”的区别何在?

答: (1) 数据链路与链路的区别在于数据链路除链路外, 还必须有一些必要的规程来控制数据的传输。因此, 数据链路比链路多了实现通信规程所需要的硬件和软件。

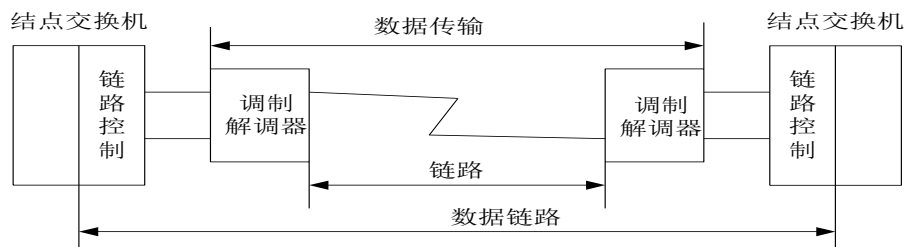


图 1 数据链路与链路的区别

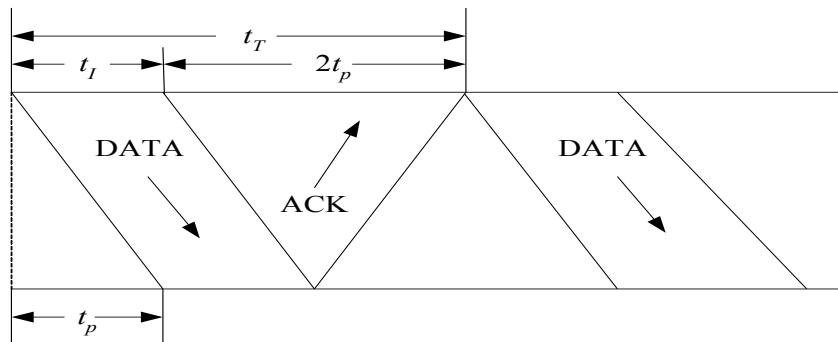
(2) “电路接通了”表示链路两端的结点交换机已经开机, 物理连接已经能够传送比特流了。但是, 数据传输并不可靠。在物理连接基础上, 再建立数据链路连接, 才是“数据链路接通了”。此后, 由于数据链路连接具有检测、确认和重传等功能, 才使不太可靠的物理链路变成可靠的数据链路, 进行可靠的数据传输。当数据链路断开连接时, 物理电路连接不一定跟着断开连接。

3-02 数据链路协议几乎总是把 CRC 放在尾部，而不是放在头部，为什么？

答：CRC 是在发送期间进行计算的。一旦把最后一位数据送上外出线路，就立即把 CRC 编码附加在输出流的后面发出。如果把 CRC 放在帧的头部，那么就要在发送之前把整个帧先检查一遍来计算 CRC。这样每个字节都要处理两遍，第一遍是为了计算校验码，第二遍是为了发送。把 CRC 放在尾部就可以把处理时间减半。

3-03 信道速率为 4Kb/s。采用停止等待协议。传播时延 $t_p=20\text{ms}$ 。确认帧长度和处理时间均可忽略。问帧长为多少才能使信道利用率达到至少 50%？

答：由于忽略误比特率、确认帧长度和处理时间，所以停止等待协议中数据帧的应答帧的发送时间关系，如题图 2 所示。



题图 2 停止等待协议中数据帧和应答帧的发送时间关系

假设帧长为 L ，信道速率（即数据传输速率）为 S ，则

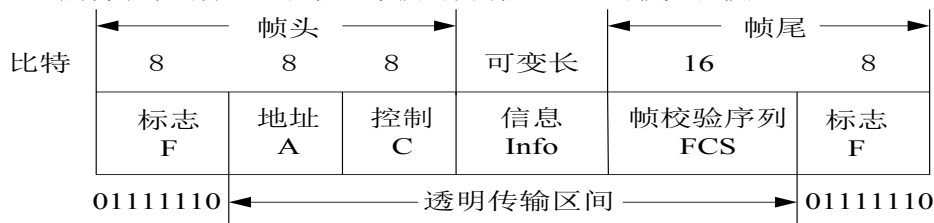
$$t_T = L/S = L/4$$

信道利用率 $E = t_T / (t_T + 2t_p) = t_T / (t_T + 2t_p)$

根据题意要求 $E \geq 50\%$ ，所以有 $t_T / (t_T + 2t_p) \geq 0.5$ ，即 $L/4 / (L/4 + 2 \times 20) \geq 0.5$ ，所以， $L \geq 160\text{bit}$ ，即帧长大于或等于 160bit 才能使信道利用率至少达到 50%。

3-04 试简述 HDLC 帧各字段的意义。HDLC 用什么方法保证数据的透明传输？

答：（1）HDLC 帧的格式，如题图 3-16 所示，图中信息字段啊（长度可变）为数据链路层的数据，它就是从网络层传下来的分组。在信息字段的两端是 24bit 的帧头和帧尾。



题图 3-06 HDLC 帧结构

HDLC 帧两端的标志字段用来界定一个帧的边界，地址字段是用来填写从站或应答站的地址信息，帧校验序列 FCS 用来对地址、控制和信息字段组成的比特流进行校验，控制字段最复杂，用来实现许多主要功能。

（2）采用零比特填充法来实现链路层的透明传输，即在两个标志字段之间不出现 6 个连续 1。具体做法是在发送端，当一串比特流尚未加上标志字段时，先用硬件扫描整个帧，只要发现 5 个连续的 1，则在其后插入 1 个 0，而在接收端先找到 F 字段以确定帧的边界，接着再对其中的比特流进行扫描，每当发现 5 个连续的 1，就将这 5 个连续 1 后的 1 个 0 删除，以还原成原来的比特流。

3-05 定有一个通信协议，每个分组都引入 100 字节的开销用于头和成帧。现在使用这个协议发送 1M 字节的数据，然而在传送的过程中有一个字节被破坏了，因而包含该字节的那个分组被丢弃。试对于 1000、5000、10000 和 20000 字节的分组数据大小分别计算“开销+丢失”字节的总数目？分组数据大小的最佳值是多少？

解答：设 D 是分组数据的大小，那么所需要的分组数目 $N=10^6/D$

开销 $= 100 \times N$ （被丢弃分组的头部也已计入开销）

所以，开销+丢失 $= 100 \times 10^6/D + D$

分组数据大小 D	开销+丢失
1000	101000

(a) 求 MaxSeqNum (可以使用的序列号的个数) 的最小值。

你可以假定找出一个最小值 MaxSeqNum 满足下列条件就可以了: 如果 DATA[MaxSeqNum] 在接收窗口中, DATA[0] 再也不会到达。

(b) 给出一个例子, 说明 MaxSeqNum-1 是不够的。

(c) 给出由 SWS 和 RWS 求最小 MaxSeqNum 的一般规则。

解答: (a) MaxSeqNum 的最小工作值是 8 (0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7)。如果 DATA[8] 在接收窗口中,

-> 可能的最早接收窗口是 DATA[6] 至 DATA[8]

-> 发送方已经收到了 ACK[6] (它应答了序号低于 6 的分组)

-> DATA[5] 已经被投递

但因为 SWS=5, DATA[0] 是在 DATA[5] 之前发送

-> 根据在传输过程中不会发生分组失序的假定, DATA[0] 不可能再发送。

(b) 如果 MaxSeqNum=7, 那么我们要说明的是, 在接收方期待 DATA[7] 的时候, 一个老的 DATA[0] 仍然可能到达。

因为以 MaxSeqNum=7 为模 (0, 1, 2, 3, 4, 5, 6), 7 和 0 是不可区分的, 接收方判断不了实际到达的是 DATA[7] 还是 DATA[0]。

-> 发送方发送 DATA[0] 至 DATA[4], 它们都到达了。

-> 接收方发送 ACK[5] 作为响应, 但它很慢。接收方窗口现在是 DATA[5] 至 DATA[7]。

-> 发送方超时, 并重发 DATA[0], 接收方把该重传的分组作为 DATA[7] 接收。

(c) MaxSeqNum ≥ SWS+RWS。

3-10 PPP 是以 HDLC 为基础的, HDLC 使用位充填防止在有效载荷内偶尔出现的标志字节产生混淆。给出至少一个理由, 说明 PPP 为什么使用字符充填来代替位充填。

解答: : PPP 被明确地设计成是以软件形式实现的, 而不像 HDLC 那样几乎总是以硬件形式实现。对于软件实现, 完全用字节操作要比用单个位操作简单得多。此外, PPP 被设计成跟调制解调器一道使用, 而调制解调器是以 1 个字节为单元而不是以 1 个比特为单元接受和发送数据的。

4-01 试比较几种共享信道的方法的特点。

答: 共享广播信道采用基于信道的共享和基于排队的共享两种方法。信道共享可采用频分复用或时分复用, 无论采用哪种技术都可以有固定分配和按需分配两种不同的方式。

基于排队共享可以采用两种方式分配带宽: 一种是随机接入, 即允许各站自由发送数据。当发生冲突时, 则通过一定的算法来解决冲突。另一种方法是设法形成一个分布式的逻辑队列或用令牌来协调各站发送数据。

这四种共享广播信道的方法: 固定分配法实时性好, 但信道利用率低; 按需分配方法信道利用率高, 但工作站必须增加一定的处理能力, 而且信道忙时, 一部分用户对信道的申请可能被阻塞, 再申请产生时延; 随机接入的方法简单, 工作站接入与安装方便, 在低负载时, 网络基本上没有时延, 但发送时延不确定, 重负载时, 网络的效率下降很多; 分布式逻辑队列或令牌法, 发送时延确定, 可设优先级, 能传送数字化的分组话音信号, 重负载的性能好, 但协议复杂。

4-02 在纯 ALOHA 协议中, 若系统工作在 $G=0.5$ 的状态, 求信道为空闲的概率。

答: 对于纯 ALOHA, 在任一帧时内生成 k 帧的概率服从泊松分布

$$\Pr[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$$

信道为空闲 (即: 生成 0 帧) 的概率为 $e^{-G} = e^{-0.5} = 0.6065$ 。

4-03 10000 个终端争用一条公用的时隙 ALOHA 信道。平均每个终端每小时发送帧 18 次, 时隙长度为 125us, 试求信道负载 G 。

答: 每个终端每 200 ($=3600/18$) 秒发送 1 次帧, 总共有 10000 个终端, 因此, 总负载是 200 秒发 10000 次帧, 平均每秒 50 次帧。每秒 8000 个时隙, 所以平均每个时隙发送次数是 $G=50 \div 8000=1/160$ 。

4-04 时隙 ALOHA 的时隙为 40ms。大量用户同时工作, 使网络每秒平均发送 50 个帧 (包括重传的)。

(1) 试计算第一次发送即成功的概率。

(2) 试计算正好冲突 k 次后才发送成功的概率。

(3) 每个帧平均要发送多少次?

答: (1) 在任一帧时内生成 k 帧的概率服从泊松分布

$$\Pr[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$$

生成 0 帧的概率为 e^{-G} 。对于纯 ALOHA，发送一帧的冲突危险区为两个帧时，在两个帧时内无其他帧发送的概率为 $e^{-G} \cdot e^{-G} = e^{-2G}$ ；对于分隙 ALOHA，由于冲突危险区减少为原来的一半，任一帧时内无其他帧发送的概率是 e^{-G} 。现在时隙为 40ms，即每秒 25 个时隙，产生 50 个帧，所以平均每个时隙产生两个帧，即 $G=2$ ，因此第一次发送即成功的概率是 $e^{-2} \approx 0.1353$ 。

$$(2) (1 - e^{-G})^k e^{-G} = 0.1353 \times 0.8647^k$$

(3) 尝试 k 次才能发送成功的概率（即 $k-1$ 次冲突，第 k 次才成功）为：

$$p_k = e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1}$$

那么每个帧平均要发送的次数（即每个帧发送次数的数学期望）为：

$$E = \sum_{k=1}^{\infty} k p_k = \sum_{k=1}^{\infty} k e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1} = e^G = e^2 \approx 7.3891$$

4-05 若时隙 ALOHA 系统有 10% 的时隙是空闲的，问网络负载 G 和吞吐量 S 各等于多少？现在系统过载否？

答：(1) 从泊松定律得到 $p_0 = e^{-G}$ ，因此 $G = -\ln p_0 = -\ln 0.1 = 2.3026$ ；

$$(2) S = G e^{-G} = -0.1 \times \ln 0.1 = 0.2303$$

(3) 因为每当 $G > 1$ 时，信道总是过载的，因此在这里系统是过载的。

4-06 一时隙 ALOHA 系统有 4 个站，各站在一个时隙内的帧发送率分别为 $G_1=0.1$ ， $G_2=0.5$ ， $G_3=G_4=0.2$ 。试计算每个站的吞吐量和整个系统的吞吐量以及空闲时隙所占的比例。

答：(1) 每个站的吞吐量： $S_1 = G_1 e^{-G_1} = 0.1 e^{-0.1} = 0.0905$ ， $S_2 = G_2 e^{-G_2} = 0.5 e^{-0.5} = 0.3033$ ， $S_3 = S_4 = G_4 e^{-G_4} = 0.2 e^{-0.2} = 0.1637$ ；

$$(2) \text{整个系统的吞吐量为 } S = G e^{-G} = (0.1 + 0.5 + 2 \times 0.2) \times e^{-1} = 0.3679$$

$$\text{空闲所占的比例 } p_0 = e^{-G} = 0.3678$$

4-07 一站数很大的时隙 ALOHA 系统在工作时，其空闲时隙占 65%。试求 S 和 G 。

答：从泊松定律得到 $p_0 = e^{-G}$ ，因此 $G = -\ln p_0 = -\ln 0.65 = 0.4308$ ；

$$S = G e^{-G} = -0.65 \times \ln 0.65 = 0.28$$

4-08 什么是对等网？如何连接？

答：每台计算机的地位平等，都允许使用其他计算机内部的资源，这种网就称之为对等局域网，简称对等网。

连接方法：首先在每个计算机中安装同样接口的网卡，通过网线和 HUB 把每台计算机连接起来，安装好后，启动计算机，安装网卡驱动程序，并在 Windows95/98 的“控制面板 / 网络”下安装“IPX / SPX 兼容协议”和“NetBEUI 协议”，并点击“文件及打印共享”按钮，选中“允许其他用户访问我的文件”和“允许其他计算机使用我的打印机”两个选项，再选择相关需要共享的资源以及登录方式，就可实现对等网。

4-09 局域网的主要特点是什么？为什么说局域网是一个通信网？

答：局域网 LAN 是指在较小的地理范围内，将有限的通信设备互联起来的计算机通信网络。从功能的角度来看，局域网具有以下几个特点：

- ① 共享传输信道。在局域网中，多个系统连接到一个共享的通信媒体上。
- ② 地理范围有限，用户个数有限。通常局域网仅为一个单位服务，只在一个相对独立的局部范围内连网，如一座楼或集中的建筑群内。一般来说，局域网的覆盖范围约为 10m~10km 内或更大一些。
- ③ 传输速率高。局域网的数据传输速率一般为 1~100Mbps，能支持计算机之间的高速通信，所以时延较低。
- ④ 误码率低。因近距离传输，所以误码率很低，一般在 10^{-8} ~ 10^{-11} 之间。
- ⑤ 多采用分布式控制和广播式通信。在局域网中各站是平等关系而不是主从关系，可以进行广播或组播。

从网络的体系结构和传输控制规程来看，局域网也有自己的特点：

- ① 低层协议简单。在局域网中，由于距离短、时延小、成本低、传输速率高、可靠性高，因此信道利用率已不是人们考虑的主要因素，所以低层协议较简单。
- ② 不单独设立网络层。局域网的拓扑结构多采用总线型、环型和星型等共享信道，网内一般不需要中间转接，流量控制和路由选择功能大为简化，通常在局域网不单独设立网络层。因此，局域网的体系结构仅相当与 OSI/RM 的最低两层。

③采用多种媒体访问控制技术。由于采用共享广播信道，而信道又可用不同的传输媒体，所以局域网面对的问题是多元、多目的的链路管理。由此引发出多种媒体访问控制技术。

在 OSI 的体系结构中，一个通信子网只有最低的三层。而局域网的体系结构也只有 OSI 的下三层，没有第四层以上的层次。所以说局域网只是一种通信网。

4-10 IEEE 802 局域网参考模型与 OSI 参考模型有何异同之处？

答：局域网的体系结构与 OSI 的体系结构有很大的差异。它的体系结构只有 OSI 的下三层，而没有第四层以上的层次。即使是下三层，也由于局域网是共享广播信道，且产品的种类繁多，涉及到种种媒体访问方法，所以两者存在着明显的差别。

在局域网中，物理层负责物理连接和在媒体上传输比特流，其主要任务是描述传输媒体接口的一些特性。这与 OSI 参考模型的物理层相同。但由于局域网可以采用多种传输媒体，各种媒体的差异很大，所以局域网中的物理层的处理过程更复杂。通常，大多数局域网的物理层分为两个子层：一个子层描述与传输媒体有关的物理特性，另一子层描述与传输媒体无关的物理特性。

在局域网中，数据链路层的主要作用是通过一些数据链路层协议，在不太可靠的传输信道上实现可靠的数据传输，负责帧的传送与控制。这与 OSI 参考模型的数据链路层相同。但局域网中，由于各站共享网络公共信道，由此必须解决信道如何分配，如何避免或解决信道争用，即数据链路层必须具有媒体访问控制功能。有由于局域网采用的拓扑结构与传输媒体多种多样，相应的媒体访问控制方法也有多种，因此在数据链路功能中应该将与传输媒体有关的部分和无关的部分分开。这样，IEEE802 局域网参考模型中的数据链路层划分为两个子层：媒体访问控制 MAC 子层和逻辑链路控制 LLC 子层。

在 IEEE802 局域网参考模型中没有网络层。这是因为局域网的拓扑结构非常简单，且各个站点共享传输信道，在任意两个结点之间只有唯一的一条链路，不需要进行路由选择和流量控制，所以在局域网中不单独设置网络层。这与 OSI 参考模型是不同的。但从 OSI 的观点看，网络设备应连接到网络层的服务访问点 SAP 上。因此，在局域网中虽不设置网络层，但将网络层的服务访问点 SAP 设在 LLC 子层与高层协议的交界面上。

从上面的分析可知，局域网的参考模型只相当于 OSI 参考模型的最低两层，且两者的物理层和数据链路层之间也有很大差别。在 IEEE802 系列标准中各个子标准的物理层和媒体访问控制 MAC 子层是有区别的，而逻辑链路控制 LLC 子层是相同的，也就是说，LLC 子层实际上是高层协议与任何一种 MAC 子层之间的标准接口。

4-11 一个 7 层楼，每层有一排共 15 间办公室。每个办公室的楼上设有一个插座。所有的插座在一个垂直面上构成一个正方形栅格组成的网的结点，插座间垂直和水平间隔都是 4 米。设任意两个插座之间都允许连上电缆（垂直、水平、斜线、……均可）。现要用电缆将它们连成：（1）集线器在中央的星形网；（2）以太网；（3）令牌环形网。试计算每种情况下所需的电缆长度。

答：（1）假定从下往上把 7 层楼分别编号为 1~7 层（如题图所示）。在星形网中，路由器放在 4 层中间位置。到达 $7 \times 15 - 1 = 104$ 个场点中的每一个场点都需要有电缆。因此电缆的总长度等于：

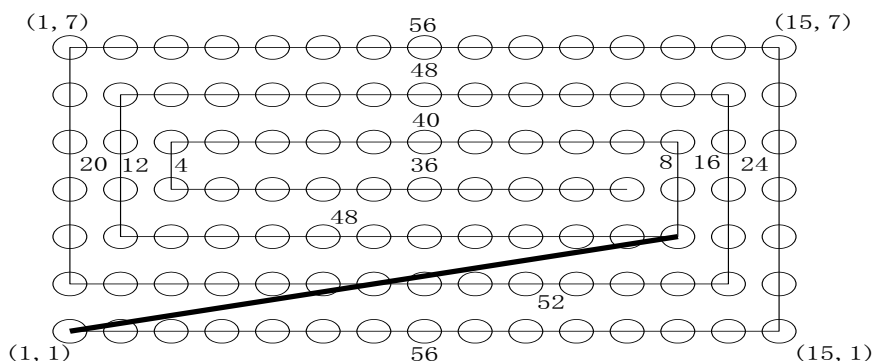
$$4 \sum_{i=1}^7 \sum_{j=1}^{15} \sqrt{(i-4)^2 + (j-8)^2} = 1832 \quad (\text{m})$$

（2）对于以太网（10BASE5），每一层都需要 56m 水平电缆，再加上 24m（ $=4 \times 6$ ）垂直方向电缆，所以总长度等于：

$$56 \times 7 + 24 = 416(\text{m})$$

（3）一种方案是采用螺旋结构（如题图 5-03），线缆经过（1,1）、（15,1）、（15,7）、（1,7）、（1,2）和（14,2）等，总长度等于：

$$56 + 52 + 48 + 36 + 40 + 48 + 56 + 20 + 12 + 4 + 8 + 16 + 24 + \sqrt{44^2 + 12^2} = 466(\text{m})$$



4-12 数据率为 10Mb/s 的以太网的码元传输速率是多少？

答：码元传输速率即为波特率。以太网使用曼彻斯特编码，这就意味着发送的每一位都有两个信号周期。标准以太网的的数据速率是 10Mb/s，因此波特率是数据率的两倍，即 20M 波特。

4-13 假定 1km 长的 CSMA/CD 网络的数据率为 1Gb/s。设信号在网络上的传播速率为 200000km/s。求能够使用此协议的最短帧长。

答：对于 1km 电缆，单程传播时间为 $1 \div 200000 = 5 \times 10^{-6}$ s，即 5us，来回路程传播时间为 10us。为了能够按照 CSMA/CD 工作，最小帧的发射时间不能小于 10us。以 1Gb/s 速率工作，10us 可以发送的比特数等于：

$$\frac{10 \times 10^{-6}}{1 \times 10^{-9}} = 10000$$

因此，最短帧是 10000 位或 1250 字节长。

4-14 什么是局域网？有什么特点？

答：1、局域网是一个通信系统，它允许很多彼此独立的计算机在适当的区域内、以适当的传输速率直接进行沟通的数据通信系统。

2、局域网的特点：

- (1)、覆盖一个小的地理范围，约为几公里的地理范围，为一个单位所拥有，地理范围和站点数目均有限，所有的站点共享较高的总带宽，即较高的数据传输速率；
- (2)、局域网是一种通信网络，具有较小的时延和较低的误码率，数据（比特）从一个被连通的设备传送到另一个被连通的设备范围；
- (3)、各站点之间形成平等关系而不是主从关系；
- (4)、能进行广播或多播(又称为组播)。

4-15 简要说明常用的 IEEE802.3 和 IEEE802.5 局域网协议体系结构。

答：IEEE802.3：该标准定义了以太网发展起来的网络，以及数据链路层的 LLC 和 MAC(介质访问控制子层)，完成网络层的很多功能，主要负责将"差错"的实际传输信道变换成对上层是可靠的传输信道，具有介质访问控制功能，并提供多种介质访问控制方法。MAC 子层使用了一种叫做载波侦听多路访问/碰撞检测(CSMA/CD)的竞争访问技术。这个技术通过让每个设备监听网络以确定它是否空闲来降低冲突的影响范围，企图传递数据的设备只有等网络空闲时才能传递。这样减少了冲突，但并没有消除冲突，因为信号在网络中传播需要时间，设备传输数据时，也要继续侦听，所以它能检测冲突的即将发生。冲突发生时，所有的设备都停止传送，并发出一"quote;拥塞"信号，通知所有冲突的站点。每个设备在重新传递前，都需要等待一段时间。这些安全措施的结合使用，明显地降低了网络冲突，但对于最繁忙的网络却不那么有效。以太网的体系结构是基于 CSMA/CD 访问方法。

IEEE802.5：该标准定义了令牌网使用令牌的传递结构，以及数据链路层的 LLC 和 MAC(介质访问控制子层)，完成网络层的很多功能，主要负责将"差错"的实际传输信道变换成对上层是可靠的传输信道，具有介质访问控制功能，并提供介质访问控制方法。MAC 使用令牌帧访问技术，令牌网的物理拓扑是环型的，使用逻辑环逐站传递令牌，每个节点都必须连接到一个集线器，它称为多路访问单元 MAU。令牌网的每一站通过电缆与干线耦合器相连，干线耦合器又称为转发器，有发送和收听两种方式，每个站点不处于发送数据的状态，就处于收听状态。令牌实际上是一种特殊的帧，平时不停地在环路上流动，当一个站有数据要发送时，必须先截获令牌，干线耦合器一旦发现环路输入的比特流中出现令牌时，首先将令牌的独特标志转变为帧的标志（即称为截获），接着就将本站的干线耦合器置为发送方式，并将发送缓冲区的数据从干线耦合器的环路输出端发送出去。令牌网的体系结构是基于令牌的访问方法。

4-16 IEEE802 局域网参考模型与 OSI 参考模型有何异同之处？为什么 IEEE802 标准得到了广泛应用？

答：OSI 体系结构指 7 层开放式互连标准参考模型，OSI 模型基于国际标准化组织的建议，作为各层使用国际标准化协议的第一步发展起来的。这一模型被称作 ISO OSI 开放系统互连参考模型，它是关于如何把相互开放的系统连接起来的。须注意 OSI 模型本身不是网络体系结构的全部内容，因为它并没有确切描述用于各层的协议和服务，它仅仅说明每层应该做什么。ISO 已经为各层制定了标准，但它们并不是参考模型的一部分，而是作为独立的国际标准公布的。

IEEE802 是国际电子与电气工程师协会发布的关于办公自动化和轻工业局域网体系结构的一系列标准文件，该标准基本上对应于 OSI 模型的物理层和数据链路层，这个标准使网络的物理连接和访问方法规范化，已被 ISO 陆续接收为标准。因此，IEEE802 标准得到了广泛的应用。

4-17 简述 Ethernet 和 Token-Ring 这两种局域网工作原理。

答：以太网 MAC 子层使用了一种叫做载波侦听多路访问/碰撞检测 (CSMA/CD)的竞争访问技术。这个技术通过

让每个设备监听网络以确定它是否空闲来降低冲突的影响范围，企图传递数据的设备只有等网络空闲时才能传递。这样减少了冲突，但并没有消除冲突，因为信号在网络中传播需要时间，设备传输数据时，也要继续侦听，所以它能检测冲突的即将发生。冲突发生时，所有的设备都停止传送，并发出一个"拥塞"信号，通知所有冲突的站点。每个设备在重新传递前，都需要等待一段时间。这些安全措施的结合使用，明显地降低了网络冲突，但对于最繁忙的网络却不那么有效。以太网的体系结构是基于 CSMA/CD 访问方法。

令牌网的 MAC 子层使用令牌帧访问技术，令牌网的物理拓扑是环型的，使用逻辑环逐站传递令牌，每个节点都必须连接到一个集线器，它称为多路访问单元 MAU。令牌网的每一站通过电缆与干线耦合器相连，干线耦合器又称为转发器，有发送和收听两种方式，每个站点不处于发送数据的状态，就处于收听状态。令牌实际上是一种特殊的帧，平时不停地在环路上流动，当一个站有数据要发送时，必须先截获令牌，干线耦合器一旦发现环路输入的比特流中出现令牌时，首先将令牌的独特标志转变为帧的标志（即称为截获），接着就将本站的干线耦合器置为发送方式，并将发送缓冲区的数据从干线耦合器的环路输出端发送出去。令牌网的体系结构是基于令牌的访问方法。

4-18 考虑一个最大距离为 2 公里的局域网，当带宽等于多大时传播延时（传播速度为 2×10^8 米/秒）等于 100 字节分组的发送延时？对于 512 字节分组结果又当如何？

解答：传播延迟等于：

$$2 \times 10^3 \text{ 米} \div (2 \times 10^8 \text{ 米/秒}) = 10^{-5} \text{ 秒} = 10 \text{ 微秒}$$

$$100 \text{ 字节} \div 10 \text{ 微秒} = 10 \text{ 字节/微秒} = 80 \text{ M 位/秒}$$

$$512 \text{ 字节} \div 10 \text{ 微秒} = 51.2 \text{ 字节/微秒} = 409.6 \text{ M 位/秒}$$

因此，带宽应分别等于 80M 位/秒和 409.6M 位/秒。

4-19 一大批 ALOHA 用户每秒产生 50 次请求，包括初始请求和重传的请求。时间以 40 毫秒为单位分槽

(a) 首次尝试的成功率是多少？

(b) k 次冲突后成功的概率是多少？

(c) 所需要的发送尝试的次数的期望值是多少？

解答：(a) 在任一帧时内生成 k 帧的概率服从泊松分布

$$p_r[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$$

生成 0 帧的概率为 e^{-G}

对于纯 ALOHA，发送一帧的冲突危险区为两个帧时，在两帧内无其它帧发送的概率为

$$e^{-G} \cdot e^{-G} = e^{-2G}$$

对于分槽 ALOHA，由于冲突危险区减少为原来的一半，任一帧时内无其它帧发送的概率是 e^{-G} 。

现在时槽长度为 40 毫秒，即每秒 25 个时槽，产生 50 次请求，所以每个时槽产生两个请求， $G=2$ 。因此，首次尝试的成功率是

$$e^{-2} = e^{-G} = 1/e^2$$

$$(b) \quad (1 - e^{-G})^k e^{-G} = (1 - e^{-2})^k e^{-2} = 0.135 \times (1 - 0.135)^k = 0.135 \times 0.865^k$$

(c) 尝试 k 次才能发送成功的概率（即前 k-1 次冲突，第 k 次才成功）为：

$$p_k = e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1}$$

那么每帧传送次数的数学期望为

$$\begin{aligned} E &= \sum_{k=1}^{\infty} k p_k = \sum_{k=1}^{\infty} k e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1} = e^{-G} \sum_{k=1}^{\infty} k (1 - e^{-G})^{k-1} \\ &= e^{-G} \frac{1}{e^{-2G}} = e^G = e^2 \approx 7.4 \end{aligned}$$

说明：本题解答中利用了下列数学公式：

$$\text{在 } p < 1 \text{ 时 } \sum_{i=1}^{\infty} i p^{i-1} = \frac{1}{(1-p)^2}$$

4-20 按照 1982 年以太网规范，在如图所示的典型配置中，在任意两个站之间允许最长达 1500 米的同轴电缆（可以连接计算机），1000 米其它的点到点链路线缆（仅用于网络范围延伸，不可连接计算机），以及两个重发器（也称中继器）。每个站或重发器通过最长可达 50 米的收发器电缆连接到收发器。跟每个部件相关的典型参数或延迟如下：

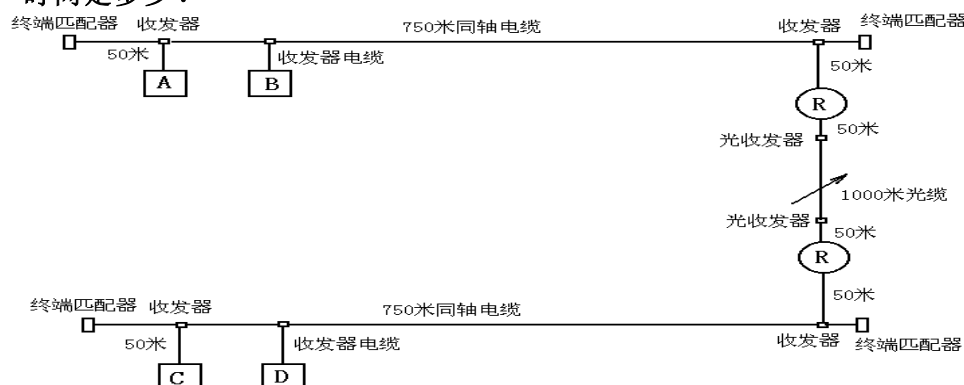
同轴电缆的传播速度为 $0.77c$ ，

链路/收发器电缆的传播速度为 $0.65c$

每个重发器大约有 0.6 微妙的延迟

每个收发器大约有 0.2 微妙的延迟

其中 c 是光在真空中的传播速度，即 3×10^8 米/秒。由于上述延迟因素，以比特计的最坏来回路程延迟时间是多少？



解答：单程延迟（例如，A 到 C）：

同轴电缆 6.49 微妙（1500 米） 点到点链路 5.13 微妙（1000 米）

重发器 1.20 微妙（两个） 收发器 1.20 微妙（6 个）

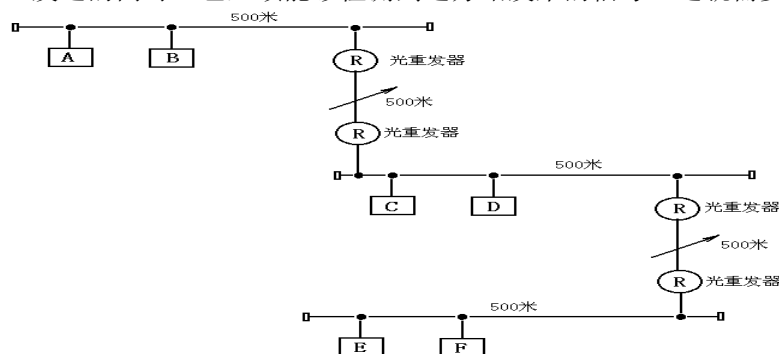
收发器电缆（300 米） 1.54 微妙

总延迟 15.56 微妙

来回路程延迟约 31.1 微妙，即 311 比特。再留有一定的余地，后来的正式标准是 464 比特，若再加上 48 比特的 JAM 信号，就导致最小帧长 512 比特。

4-21 IEEE802.3 标准把在两个重发器之间的以太网同轴电缆段的最大长度限定为 500 米，重发器再生 100% 的原始信号幅度。下图示出的是一种典型的按照 5-4-3-2-1 黄金规则（5 个段，4 个重发器，3 个网络段，2 个链路段，1 个冲突域）配置的网络。沿着 500 米的网络同轴电缆段，衰减后的信号不会低于原先值的 14%，沿着 1500 米同轴电缆，衰减后的信号仍然可达原先值的 $(0.14)^3 = 0.3\%$ 。在实践中，这样的信号在同轴电缆的接收站读出后还是足以区分其编码是什么样的二进制位串的。那么标准为什么把单个网络段的长度限制为 500 米呢？

解答：一个站不仅在仅仅接收的情况下必须能够正确地检测到远方发来的信号，而且为了碰撞检测，在它自己发送的同时，也必须能够检测到远方站发来的信号，这就需要高得多的远方信号强度。



4-22 假定以太网的来回路程传播延迟是 46.4 微妙。这导致 512 比特的最小分组尺寸（464 位的传播延迟 + 48 位碰撞增强信号）。

(a) 如果延迟时间保持常数，当信号速率上升到 100Mbps 时，最小分组大小将是多少？

(b) 如此大的最小分组尺寸的缺点是什么？

(c) 如果兼容性不是一个问题，怎样制定规范才能允许一个较小的最小分组尺寸？

解答：(a) 假定仍使用 48 位的 JAM 信号，那么最小分组尺寸将是

4640 位+48 位=4688 位=586 字节

(b) 这个分组尺寸比许多高层分组尺寸大得多，产生相当数量的带宽浪费

(c) 如果减少最大冲突域直径，并且其它各种容许量也都严格控制，那么最小分组尺寸可以比较小。

4-23 假定 A 和 B 是试图在一个以太网上发送的两个站。每个站都有一个稳定的帧的队列准备发送，A 的帧编号是 A1, A2 和 A3 等，B 的帧编号是 B1, B2 和 B3 等。再假定指数后退的基本单元时间是 $T=51.2$ 微妙。

现在 A 和 B 同时尝试发送 1 号帧，碰撞，并且刚好分别选择了 $0 \times T$ 和 $1 \times T$ 的退避时间，也就是说，A 赢得了这一次竞争，发送 A1，B 需要等待。在这次传送结束时，B 尝试再发送 B1，而 A 则尝试发送 A2。这一轮的首次尝试产生碰撞，此时，A 的退避时间从 $0 \times T$ 和 $1 \times T$ 中选择，而 B 则从 $0 \times T, \dots, 3 \times T$ 中选择。

(a) 给出 A 赢得第 2 次退避竞争的概率。

(b) 假定 A 已赢得了第 2 次退避竞争。A 在成功发送 A2 后，接着尝试发送 A3。当 B 再次尝试发送 B1 时，A 和 B 再次碰撞。给出 A 赢得这第 3 次退避竞争的概率。

(c) 给出 A 赢得所有其余后退竞争的概率的合理下限值。

解答：(a) A 可以选择 $K_A=0$ 或 1；B 可以选择 $K_B=0, 1, 2, 3$ 。如果 (K_A, K_B) 选择 $(0, 1), (0, 2), (0, 3), (1, 2), (1, 3)$ 中的一个组合，那么将是 A 赢得这第 2 次竞争，其概率是 $5/8$ 。

(b) 现在 A 是在一次成功发送之后，可以选择 $K_A=0$ 或 1； K_B 是在它的第 3 次碰撞之后，可能的选择是 $0, 1, 2, \dots, 7$ 。如果 $K_A=0$ ，那么 K_B 中有 7 种选择使得 A 赢；如果 $K_A=1$ ，那么 K_B 中有 6 种选择使得 A 赢。所以 A 赢得这第 3 次竞争的概率是 $13/16$ 。

(c) A 赢得第 2 次竞争的概率 $= 5/8 > 1/2$

A 赢得第 3 次竞争的概率 $= 13/16 > 3/4$

类似地，A 赢得第 4 次竞争的概率 $> 7/8$

一般地，A 赢得第 i 次竞争的概率 $> (1-1/2)^{i-1}$

因此，假定 A 已经赢得第 1 至第 3 次竞争，那么 A 赢得所有其余的后退竞争的概率将不低于：

$$(1-1/8) \times (1-1/16) \times (1-1/32) \times (1-1/64) \times \dots \approx 1-1/8-1/16-1/32-1/64-\dots = 6/8 = 3/4$$

4-24 有一个 100Mbps 令牌环网络，令牌旋转时间是 200 微妙，允许每个站在每次得到令牌时可以发送 1 个大小为 1KB (1024 字节) 的分组。试计算任意一台主机可以取得的最大有效吞吐率。

(a) 假定是立即令牌释放

(b) 假定是推迟释放令牌

解答：(a) 一台主机发送 1 个分组花 82 微妙的时间。它在发送完成时立即发送令牌；然后它可以再发送分组的最早时间(其它站都不发送)也是在 200 微妙之后，因为此时令牌才可能再回到该主机站。

$$82 \div (82+200) \approx 29\% \quad 100\text{Mbps} \times 29\% = 29\text{Mbps}$$

因此，一台主机可以取得的最大有效吞吐率是 29Mbps。

(b) 发送方在开始发送 200 微妙之后，帧的开始部分才能回到本站，此时发送方才发送令牌。令牌最早还要过 200 微妙的时间(假定其它站都不发送)才能绕环一周，回到该源发站，使该源发站可以再次发送。

$$82 \div (200+200) \approx 20\% \quad 100\text{Mbps} \times 20\% = 20\text{Mbps}$$

因此一台主机可以取得的最大有效吞吐率是 20Mbps。

4-25 考虑建立一个 CSMA/CD 网，电缆长 1 公里，不使用重发器，运行速率为 1Gbps。电缆中的信号速度是 200000 公里/秒。问最小帧长度是多少？

解答：对于 1 公里电缆，单程传播时间为 $1 \div 200000 = 5 \times 10^{-6}$ 秒，即 5 微妙，来回路程传播时间为 $2\tau = 10$ 微妙。为了能够按照 CSMA/CD 工作，最小帧的发射时间不能小于 10 微妙。以 1Gbps 速率工作，10 微妙可以发送的比特数等于：

$$\frac{10 \times 10^{-6}}{1 \times 10^{-9}} = 10000$$

因此，最小帧是 10000 位或 1250 字节长。

4-26 假定信号在光纤中的延迟是每公里 5 微妙，试计算以时间和比特表示的下列 FDDI 环配置的延迟。假定可用的位速率是 100Mbps。

- (a) 2 公里环，带有 20 个站；
- (b) 20 公里环，带有 200 个站；
- (c) 100 公里环，带有 500 个站。

解答：设信号传播延迟等于 T_p ，一个站的延迟等于 T_s ， N 表示站的数目，

那么环延迟 $T_1 = T_p + N \times T_s$ 。在这里， $T_s = 0.01$ 微妙（1 比特延迟）

- (a) $T_1 = 2 \times 5 + 20 \times 0.01 = 10.2$ 微妙，或 1020 比特
- (b) $T_1 = 20 \times 5 + 200 \times 0.01 = 102$ 微妙，或 10200 比特
- (c) $T_1 = 100 \times 5 + 500 \times 0.01 = 505$ 微妙，或 50500 比特

需要指出的是，上述值的计算是假定仅使用主环。如果发生了故障，将双环重构成单环，信号传播延迟值将加倍（长度增加 1 倍）。而且，对于每个双环站，站延迟也将加倍（经过的站数加倍）。

4-27 假定一个 100Mbps 的推迟释放令牌的环网有 10 个站，环延迟是 30 微妙，协定的 TTRT（目标令牌旋转时间）是 350 微妙。

- (a) 假定所有的站都被分配了相同数量的同步传输量，那么，每个站可以发送多少个同步帧字节？
- (b) 假定站 A、B、C 在环上以递增的顺序排列。由于一致的同步交通，没有异步数据的 TRT（令牌旋转时间）是 300 微妙。B 发送一个 200 微妙（2.5k 字节）的异步帧。那么 A、B 和 C 在它们下一次的测量中将看到什么样的 TRT？下一次谁可以发送这样的一个帧？

解答：(a) $350 - 30 = 320$ 微妙可用于帧传送，也就是 32 000 位或 4k 字节。在 10 个站之间均分，每个站 400 字节。

(b) 假定在时间 $T=0$ 时 B 开始发送，那么

$T = -300$ （微妙）令牌通过 B；绕环一周；

$T = 0$ 令牌通过 B；B 抓住令牌，开始发送异步帧；

$T = 200$ B 结束发送，释放令牌；C 看到令牌，C 测量的 TRT 是 500（在过去的 1 轮中，有 1 个站发了 200 微妙异步帧），此值太大，不能发送异步帧；

$T = 500$ 令牌返回到 B，B 测量的 TRT 也是 500（在过去的 1 轮中，自己发了 200 微妙异步帧）；在此之前 A 测量的 TRT 也应是 500（在过去的 1 轮中，只 1 个站发了 200 微妙异步帧），在此之后 C 测量的 TRT 是 300（在过去的 1 轮中，没有站发异步帧）；所以下一次 C 可以发送异步帧，因为它测量的 $TRT = 300 < TTRT = 350$ 。

5-01 FDDI 的优点是什么？

答：光纤分布式数据接口 FDDI 是一个使用光纤作为传输媒体的令牌环形网。一般划分在城域网 MAN 的范围。

FDDI 的主要特点如下：

- (1)、使用基于 IEEE802.5 令牌环标准的令牌传递 MAC 协议；
- (2)、使用 802.5 LLC 协议，因而与 IEEE802 局域网兼容；
- (3)、利用多模光纤进行传输，并使用有容错能力的双环拓扑；
- (4)、数据率为 100Mb/s，光信号码元传输率为 125Mbaud；
- (5)、1000 个物理连接(若都是双线连接，则为 500 个点)；
- (6)、分组长度最大为 4500B；
- (7)、最大站间距为 2km(使用多模光纤)，环路长度 100km，即光纤总长度为 200 km，具有动态分配带宽的能力，故能同时提供同步和异步数据服务。

5-02 交换式路由性能改进内容是什么？

答：(1)、中央处理器结构。这是路由器结构的第一个变化。组件包括一个 CPU、共享总线和线路卡。CPU 的工作，包括路由表的维护、包转发、过滤和控制功能。这种结构的最大缺陷是 CPU 速度和总线带宽的瓶颈，一般会有三个任务同时竞争 CPU 资源，包括路由表的更新处理、线路卡上接手到的包需要做出转发决定、系统内的包等待传输到线路卡上。正是这三个因素导致了拥塞和可预测的延迟。为了改进 CPU 系统的性能，商家对这种结构进行了改进，在每个线路卡上增加了一个辅助的 CPU 用来处理本地包的转发，这样就减轻了主处理器的负担。线路卡只有再使用过滤功能、路由表更新和控制功能时才与 CPU 通信。最初由软件完成的路由功能现在由特殊的专用集成电路芯片来处理。这样增加了共享内存路由器的速度。但是修改后的结构仍然存在着总线瓶颈的问题，因为，在一个时刻只能有一个包通过总线。因此，虽然路由带宽增长了，但总线带宽却未能相应地跟上。另外，这种结构不支持 ATM 信元，从 ATM 接口接收到的信元要被重新分段进行路由处理，这样就增加了系统的延迟。

(2)、交换结构。这种结构允许多个线路卡同时相互通信。通过相邻的多个交叉点可以在多个端口之间同时传输和交换包。这种方法相对于中央处理器结构又前进了一步，它的最大好处是采取了优先级排队技术来提高服务质量，这样可以保证具有高优先级的通信不受低优先级的通信的影响，但它在性能和可伸缩性方面还存在许多不足，这种交换结构不能很好地提供多服务支持。

(3)、大规模并行结构。这种路由器结构同时使用大量的处理器并行工作。它的冗余备份一般是通过提供备用的

路径或利用邻近节点来实现的，因此，从理论上讲是比较容易实现高可用性的。

5-03 什么是交换以太网？

答：在以太网中，采用以太网交换机为核心设备连接网络中的站点或网段而摆脱了 CSMA/CD 媒体访问控制方式的约束，这样的以太网叫做交换以太网。

5-04 帧中继的主要特点是什么？

答：帧中继的优点是传输时延小、速率高、组网和网络处理简单、一个端口可实现多个的连接、能和入网速率不同的用户通信、传输带宽能按需动态分配，特别适合为 LAN 提供互连。

5-05 什么是 ISDN？

答：ISDN 综合业务数据网是在 IDN 的基础上，实现用户传输的数据化，提供一组标准的用户/网络接口，使用户能够利用已有的一条电话线，连接各类终端设备，分别进行电话、传真、数据、图象等多种业务通信，或者同时进行包括语音、数据和图象的综合业务（多媒体业务）通信。

5-06 什么是 ATM？有哪几种连接方式？各有什么特点？

答：ATM 是一种建立在电路交换和分组交换的基础上的新的交换技术，它可以较好地解决对宽带信息进行交换。ATM 中的虚连接分永久虚连接（PVC）和交换虚连接（SVC）两种形式。SVC 是在进行数据传输之前通过信令协议自动建立的，数据传输之后便被拆除；PVC 是由网络管理等外部机制建立的虚拟连接，该连接在网络中一直存在。

5-07 网络互连有何实际意义？进行网络互连时，有哪些共同的问题需要解决。

答：1. 网络互连的实际意义

- (1) 局域网的发展必然走向互联，异构网或非标准网的存在，也需互连。因为只有实现网络互连，才能使用户更好地实现资源共享；
- (2) 网络互连可以带来一系列好处：
 - ①扩大网络物理范围，在更大范围内实现资源共享；
 - ②改善网络性能。若将一个大局域网分割成若干较小的局域网，且每个小局域网内部通信量明显地高于网间通信量时，整个互连网的性能比大局域网好；
 - ③隔离故障和错误，提高网络可靠性；
 - ④在一个互连的局域网中可使用不同媒体；
 - ⑤可以实现不同类型的局域网（如 CSMA/CD、令牌环、令牌总线）的互连；
 - ⑥可增加工作站的最大数目；
 - ⑦有利于网络的安全管理。

2. 网络互连时需要解决以下共同问题

- (1) 在网络之间至少提供一条物理上连接的链路和对这条链路的控制规程；
- (2) 在不同网络的进程之间提供合适的路由；
- (3) 有一个计费的服务，记录不同网络、网关的使用情况并维护这个状态信息；
- (4) 尽可能不修改互连在一起的网络的体系结构，适应不同网络间的差别，包括不同的寻址方案、不同的最大分组长度、不同的超时控制、不同的差错恢复方法、不同的路由选择技术、不同的服务（面向连接服务和无连接服务）、不同的访问控制机制、不同的管理与控制方式、不同的状态报告方法，等等。

5-08 计算在下列情况下的延迟（从发出第 1 位开始到收到最后 1 位为止）：

- (a) 在通路上有 1 个存储转发交换机的 10Mbps 以太网，分组大小是 5000 位。假定每条链路引入 10 微妙的传播延迟，并且交换机在接收完分组之后立即重发。
- (b) 跟 (a) 的情况类似，但有 3 个交换机。
- (c) 跟 (a) 的情况相同，但假定交换机实施“直通”交换：它可以在收到分组的开头 200 位后就重发分组。

解答：

(a) 1 位的发送延迟是 $0.1 \mu s$ ，一个分组由 5000 位组成，在每条链路上引入的发送延迟是 $500 \mu s$ ，分组在每条链路上的传播延迟都是 $10 \mu s$ ，因此总的延迟等于： $500 \times 2 + 10 \times 2 = 1020 \mu s$ ，即 $1.02ms$ 。

(b) 3 个交换机，共有 4 条链路，总的延迟等于：

$$500 \times 4 + 10 \times 4 = 2040 \mu s = 2.04ms。$$

(c) 使用直通交换，交换机延迟分组 200 位，即 $20 \mu s$ 。在这种情况下仍然有 1 个 $500 \mu s$ 的发送延迟，2 个 $10 \mu s$ 的传播延迟，再加上 $20 \mu s$ 的交换机转发延迟，因此总的延迟等于：

$$500 \times 1 + 10 \times 2 + 20 = 540 \mu s$$

如果像 (b) 那样有 3 个交换机，那么总的延迟将会等于：

$$500 \times 1 + 10 \times 4 + 20 \times 3 = 600 \mu s。$$

6-01 共有 4 个站进行码分复用 CDMA 通信。4 个站的码片序列为：

A: (-1 -1 -1 +1 +1 -1 +1 +1) **B:** (-1 -1 +1 -1 +1 +1 +1 -1)

C: (-1 +1 -1 +1 +1 +1 -1 -1) **D:** (-1 +1 -1 -1 -1 -1 +1 -1)

现收到这样的码片序列：(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1)。问哪个站发送数据了？发送的代码是什么？

答：只须计算 4 个常规的内积：

$$(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 -1 -1 +1 +1 -1 +1 +1)/8=1$$

$$(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 -1 +1 -1 +1 +1 +1 -1)/8=-1$$

$$(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 +1 -1 +1 +1 +1 -1 -1)/8=0$$

$$(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 +1 -1 -1 -1 -1 +1 -1)/8=1$$

结果是 A 和 D 发送比特 1，B 发送比特 0，而 C 未发送数据。

7-01 试在下列条件下比较电路交换和分组交换。要传送的报文共 $x(\text{bit})$ 。从源站到目的站共经过 k 段链路，每段链路的传播时延为 $d(\text{s})$ ，数据率为 $b(\text{b/s})$ 。在电路交换时电路的建立时间为 $s(\text{s})$ 。在分组交换时分组长度为 $p(\text{bit})$ ，且各结点的排队等待时间可忽略不计。问在怎样的条件下，分组交换的时延比电路交换的要小？

答：对于电路交换， $t=s$ 时电路建立起来； $t=s+x/b$ 时报文的最后 1 位发送完毕； $t=s+x/b+kd$ 时报文到达目的地。而对于分组交换，最后 1 位在 $t=x/b$ 时发送完毕。为到达最终目的地，最后 1 个分组必须被中间的路由器重发 $k-1$ 次，每次重发花时间 p/b （一个分组的所有比特都接收齐了，才能开始重发，因此最后 1 位在每个中间结点的停滞时间为最后一个分组的发送时间），所以总的延迟为

$$\frac{x}{b} + (k-1)\frac{p}{b} + kd$$

为使分组交换比电路交换快，令

$$\frac{x}{b} + (k-1)\frac{p}{b} + kd < s + \frac{x}{b} + kd \Rightarrow s > (k-1)\frac{p}{b}$$

所以，当 $s > (k-1)\frac{p}{b}$ 时分组交换网的延迟更短。

7-02 在上题的分组交换网中，设报文长度和分组长度分别为 x 和 $(p+h)(\text{bit})$ ，其中 p 为分组的数据部分的长度，而 h 为每个分组所带的控制信息固定长度，与 p 的大小无关。通信的两端共经过 k 段链路。链路的数据率为 $b(\text{b/s})$ ，但传播时延和结点的排队时间均可忽略不计。若打算使总的时延为最小，问分组的数据部分长度 p 应取为多大？

答：所需要的分组总数是 x/p ，因此总的的数据加上头信息交通量为 $(p+h)x/p$ 位。

源端发送这些位需要时间为

$$(p+h)x/(pb)$$

中间的路由器重传最后一个分组所花的总时间为

$$(k-1)(p+h)/b$$

因此我们得到总的延迟为

$$(p+h)\frac{x}{pb} + (p+h)(k-1)\frac{1}{b}$$

对该函数求 p 的导数，得到

$$\frac{p - (p+h)x}{p^2} \frac{x}{b} + \frac{k-1}{b}$$

令上式等于零，得

$$\frac{hx}{p^2} = k-1 \Rightarrow p = \sqrt{\frac{hx}{k-1}}, p > 0$$

所以，当 $p = \sqrt{\frac{hx}{k-1}}$ 时能使总的延迟最小。

7-03 试简述分组交换的要点。

答：在分组交换网络中，数据以短的分组形式传送。典型的分组长度的上限是 1000 个字节（或称八位组）。如果

一个源站有一个长的报文要发送，该报文就会被分割成一系列的分组。每个分组包含用户数据的一部分（或一个短的报文的全部）加上一些控制信息。控制信息至少要包括网络为了把分组送到目的地做路由选择所需要的信息。在路径上的每个结点，分组被接收，短时间存储，然后传递给下一结点。分组交换网的主要优点：
高效。在分组传输的过程中动态分配传输带宽，对通信链路是逐段占有。
灵活。每个结点均有智能，为每一个分组独立地选择转发的路由。
迅速。以分组作为传送单位，通信之前可以不先建立连接就能发送分组；网络使用高速链路。
可靠。完善的网络协议；分布式多路由的通信子网。

4-17 网桥的工作原理和特点是什么？网桥和转发器以及以太网交换机有何异同？

答：网桥的每个端口与一个网段相连，网桥从端口接收网段上传送的各种数据，每收到一个，就先暂存在缓存中，若此（zhen）未出差错，且欲发往的目的站 MAC 地址属于另一网段，则通过查找站表，将收到的 zhen 送往对一个的端口转发出去，若该 zhen 出错，则丢弃，网桥过滤了通信量，扩大了物理范围，提高了可靠性，可互联不同物理层，不同 MAC 层和不同速率的局域网，但同时也增加了时延，对用户太多和通信量太大的局域网不适合。

网桥与转发器不同（1）网桥工作在链路层，转发器在物理层（2）网桥不像转发器转发所有 zhen，只转发未出错且目的站属于另一网络的 zhen 或者广播 zhen（3）转发器转发一 zhen 是不同检测传输媒体，网桥必须先执行 CSMA/CD 算法（4）网桥和转发器都有扩展局域网的作用，但网桥还能提高局域网的效率并连接不同 MAC 子层和不同速率局域网的作用。

以太网交换机通常有 10 几个端口，而网桥只有 2-4 个端口，都工作在链路层，网桥端口一般连接都局域网，而以太网的每个端口都直接与主机相连，交换机允许对多对计算机能同时通信，而网桥允许每个网段的计算机同时同时通信，所以实质上以太网交换机是一个多端口的网桥，连到交换机上的每台计算机就像连到一个网桥的局域网段上，网桥采用存储转发方式进行转发，而以太网交换机还可以采用直通方式转发，以太网交换机采用了专用的交换机构芯片，转发速度比网桥快。

5-01 从多方面比较虚电路和数据报两种服务。

答：：占用通信子网资源：虚电路占用结点交换机的存储空间，数据报服务队每个包其完整的目标地址独立选径，如果传送大量短分组，数据头远大于数据，会浪费带宽。

时间开销：虚电路服务有创建连接的开销，对于传送小量短分组，显得浪费，而数据报服务决定分组去向的过程很复杂，每个分组都有分析时间的开销。

拥塞避免：虚电路服务因连接起来的资源可以预留下来，一旦分组到达，所需贷款和结点交换机的容量便已具有，因此有一些拥塞避免的优势，而数据报服务则很困难。

健壮性：通信线路的故障对虚电路服务是致命的因素，对数据报服服务则容易通过调整路由得到补偿，因此虚电路更加脆弱。

5-02 答：每个分组经过 4 段链路意味着链路上有 5 个分组交换机

虚电路方案：许在 1000 秒内固定分配：5*8=40 字节空间

存储器使用年限 2 年，即：2*52*40*3600=1.5*10⁷ 秒

每字节每秒费用=0.01/（1.5*10⁷）=6.7*10⁻¹⁰ 元

总费用：1000 秒 40 字节的费用：1000*40*6.7*10⁻¹⁰ 元=2.7*10⁻⁵

数据报：比上述方案多穿（15-3）*4*200=9600 字节

每字节每链路费用：0.01/10⁵=10⁻⁸ 元

总费用：即 9600 字节每链路费用：9600*10⁻⁸ 元=9.6*10⁻⁵ 元

所以：9.6-2.7=6.9 毫分。

因此：采用虚电路更经济，在 1000 秒内便宜 6.9 毫分。

7-04 试从多个方面比较电路交换、报文交换和分组交换的主要优缺点。

答：（1）电路交换：由于电路交换在通信之前要在通信双方之间建立一条被双方独占的物理通路（由通信双方之间的交换设备和链路逐段连接而成），因而有以下优缺点。

优点：

①由于通信线路为通信双方用户专用，数据直达，所以传输数据的时延非常小。

②通信双方之间的物理通路一旦建立，双方可以随时通信，实时性强。

③双方通信时按发送顺序传送数据，不存在失序问题。

④电路交换既适用于传输模拟信号，也适用于传输数字信号。

⑤电路交换的交换的交换设备（交换机等）及控制均较简单。

缺点：

①电路交换的平均连接建立时间对计算机通信来说嫌长。

②电路交换连接建立后，物理通路被通信双方独占，即使通信线路空闲，也不能供其他用户使用，因而信道利用低。

③电路交换时，数据直达，不同类型、不同规格、不同速率的终端很难相互进行通信，也难以在通信过程中进行差错控制。

（2）报文交换：报文交换是以报文为数据交换的单位，报文携带有目标地址、源地址等信息，在交换结点采用存储转发的传输方式，因而有以下优缺点：

优点：

①报文交换不需要为通信双方预先建立一条专用的通信线路，不存在连接建立时延，用户可随时发送报文。

②由于采用存储转发的传输方式，使之具有下列优点：a.在报文交换中便于设置代码检验和数据重发设施，加之交换结点还具有路径选择，就可以做到某条传输路径发生故障时，重新选择另一条路径传输数据，提高了传输的可靠性；b.在存储转发中容易实现代码转换和速率匹配，甚至收发双方可以不同时处于可用状态。这样就便于类型、规格和速度不同的计算机之间进行通信；c.提供多目标服务，即一个报文可以同时发送到多个目的地，这在电路交换中是很难实现的；d.允许建立数据传输的优先级，使优先级高的报文优先转换。

③通信双方不是固定占有一条通信线路，而是在不同的时间一段一段地部分占有这条物理通路，因而大大提高了通信线路的利用率。

缺点：

①由于数据进入交换结点后要经历存储、转发这一过程，从而引起转发时延（包括接收报文、检验正确性、排队、发送时间等），而且网络的通信量愈大，造成的时延就愈大，因此报文交换的实时性差，不适合传送实时或交互式业务的数据。

②报文交换只适用于数字信号。

③由于报文长度没有限制，而每个中间结点都要完整地接收传来的整个报文，当输出线路不空闲时，还可能要存储几个完整报文等待转发，要求网络中每个结点有较大的缓冲区。为了降低成本，减少结点的缓冲存储器的容量，有时要把等待转发的报文存在磁盘上，进一步增加了传送时延。

（3）分组交换：分组交换仍采用存储转发传输方式，但将一个长报文先分割为若干个较短的分组，然后把这些分组（携带源、目的地址和编号信息）逐个地发送出去，因此分组交换除了具有报文的优点外，与报文交换相比有以下优缺点：

优点：

①加速了数据在网络中的传输。因为分组是逐个传输，可以使后一个分组的存储操作与前一个分组的转发操作并行，这种流水线式传输方式减少了报文的传输时间。此外，传输一个分组所需的缓冲区比传输一份报文所需的缓冲区小得多，这样因缓冲区不足而等待发送的机率及等待的时间也必然少得多。

②简化了存储管理。因为分组的长度固定，相应的缓冲区的大小也固定，在交换结点中存储器的管理通常被简化为对缓冲区的管理，相对比较容易。

③减少了出错几率和重发数据量。因为分组较短，其出错几率必然减少，每次重发的数据量也就大大减少，这样不仅提高了可靠性，也减少了传输时延。

④由于分组短小，更适用于采用优先级策略，便于及时传送一些紧急数据，因此对于计算机之间的突发式的数据通信，分组交换显然更为合适些。

缺点：

①尽管分组交换比报文交换的传输时延少，但仍存在存储转发时延，而且其结点交换机必须具有更强的处理能力。

②分组交换与报文交换一样，每个分组都要加上源、目的地址和分组编号等信息，使传送的信息量大约增大5%~10%，一定程度上降低了通信效率，增加了处理的时间，使控制复杂，时延增加。

③当分组交换采用数据报服务时，可能出现失序、丢失或重复分组，分组到达目的结点时，要对分组按编号进行排序等工作，增加了麻烦。若采用虚电路服务，虽无失序问题，但有呼叫建立、数据传输和虚电路释放三个过程。

总之，若要传送的数据量很大，且其传送时间远大于呼叫时间，则采用电路交换较为合适；当端到端的通路有很多段的链路组成时，采用分组交换传送数据较为合适。从提高整个网络的信道利用率上看，报文交换和分组交换优于电路交换，其中分组交换比报文交换的时延小，尤其适合于计算机之间的突发式的数据通信。

7-05 试从多个方面比较虚电路和数据报这两种服务的优缺点。

答：（1）在传输方式上，虚电路服务在源、目的主机通信之前，应先建立一条虚电路，然后才能进行通信，通信结束应将虚电路拆除。而数据报服务，网络层从运输层接收报文，将其装上报头（源、目的地址等信息）后，作为一个独立的信息单位传送，不需建立和释放连接，目标结点收到数据后也不需发送确认，因而是一种开销

较小的通信方式。但发方不能确切地知道对方是否准备好接收，是否正在忙碌，因而数据报服务的可靠性不是很高。

- (2) 关于全网地址：虚电路服务仅在源主机发出呼叫分组中需要填上源和目的主机的全网地址，在数据传输阶段，都只需填上虚电路号。而数据报服务，由于每个数据报都单独传送，因此，在每个数据报中都必须具有源和目的主机的全网地址，以便网络结点根据所带地址向目的主机转发，这对频繁的人—机交互通信每次都附上源、目的主机的全网地址不仅累赘，也降低了信道利用率。
- (3) 关于路由选择：虚电路服务沿途各结点只在呼叫请求分组在网中传输时，进行路径选择，以后便不需要了。可是在数据报服务时，每个数据报每经过一个网络结点都要进行一次路由选择。当有一个很长的报文需要传输时，必须先把它分成若干个具有定长的分组，若采用数据报服务，势必增加网络开销。
- (4) 关于分组顺序：对虚电路服务，由于从源主机发出的所有分组都是通过事先建立好的一条虚电路进行传输，所以能保证分组按发送顺序到达目的主机。但是，当把一份长报文分成若干个短的数据报时，由于它们被独立传送，可能各自通过不同的路径到达目的主机，因而数据报服务不能保证这些数据报按序列到达目的主机。
- (5) 可靠性与适应性：虚电路服务在通信之前双方已进行过连接，而且每发完一定数量的分组后，对方也都给予确认，故虚电路服务比数据报服务的可靠性高。但是，当传输途中的某个结点或链路发生故障时，数据报服务可以绕开这些故障地区，而另选其他路径，把数据传至目的地，而虚电路服务则必须重新建立虚电路才能进行通信。因此，数据报服务的适应性比虚电路服务强。
- (6) 关于平衡网络流量：数据报在传输过程中，中继结点可为数据报选择一条流量较小的路由，而避开流量较高的路由，因此数据报服务既平衡网络中的信息流量，又可使数据报得以更迅速地传输。而在虚电路服务中，一旦虚电路建立后，中继结点是不能根据流量情况来改变分组的传送路径的。

综上所述，虚电路服务适用于交互作用，不仅及时、传输较为可靠，而且网络开销小。数据报服务适用于传输单个分组构成的、不具交互作用的信息以及对传输要求不高的场合。

7-06 设有一通信子网。若使用虚电路，则每一分组必须有 3 字节的分组首部，而每个网络结点必须为虚电路保留 8 字节的存储空间来识别虚电路。但若使用数据报，则每个分组要有 15 字节的分组首部，而结点就不需要保留路由表的存储空间。设每段链路每传 1 兆字节需 0.01 元，购买结点存储器的费用为每字节 0.01 元，而存储器的寿命为 2 年工作时间（每周工作 40 小时）。假定一条虚电路的每次平均使用时间为 1000 秒，而在此时间内发送 200 分组，每个分组平均要经过 4 段链路。试问：采用哪种方案（虚电路或数据报）更为经济？相差多少？

答：4 段链路意味着涉及 5 个路由器。虚电路实现需要在 1000 秒内固定分配 $5 \times 8 = 40$ 字节的存储器。数据报实现需要比虚电路实现多传送的头信息的容量等于 $(15 - 3) \times 4 \times 200 = 9600$ 字节·链路。现在的问题就成了 40000 字节·秒的存储器对比 9600 字节·链路的电路容量。如果存储器的使用期是两年，即 $3600 \times 40 \times 52 \times 2 \approx 1.5 \times 10^7$ 秒，1 字节·秒的代价为 $1 \div (1.5 \times 10^7) = 6.7 \times 10^{-8}$ 分，那么 40000 字节·秒的代价约等于 2.7 毫分。另一方面，1 个字节·链路代价是 10-6 分，9600 个字节·链路的代价为 $10^{-6} \times 9600 = 9.6 \times 10^{-3}$ 分，即 9.6 毫分。显然，对于这样的参数，虚电路的实现要便宜一些。 $9.6 - 2.7 = 6.9$ 毫分，即在这 1000 秒的时间内便宜大约 6.9 毫分。

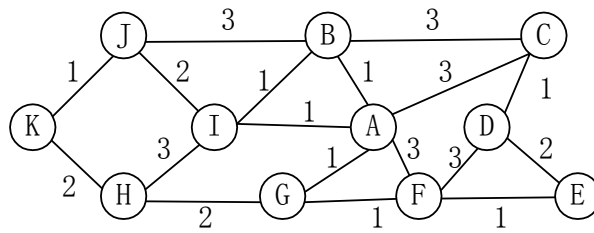
7-07 假定通信子网中所有结点的处理机和计算机均正常工作，所有的软件也正确无误。试问一个分组是否可能被投送到错误的目的结点（不管这个概率有多小）？

如果一个网络中所有链路的数据链路层协议都能正确工作，试问从源结点到目的结点之间的端到端通信是否一定也是可靠的？

答：(1) 有可能。大的突发噪声可能破坏分组。使用 k 位的检验和，差错仍然有 2^{-k} 的概率被漏检。如果分组的地址段或虚电路号码被改变，分组将会被投递到错误的目的地，并可能被接收为正确的分组。换句话说，偶然的突发噪声可能把送往一个目的地的完全合法的分组改变成送往另一个目的地的也是完全合法的分组。

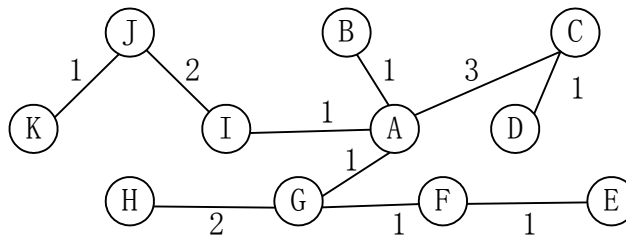
(2) 端到端的通信不一定可靠。端到端的通信不仅与数据链路层有关，还与网络层有关，尽管链路层协议能正确工作，但不能保证网络层协议正常工作，即通信子网是否可靠。

7-08 网络如图所示。链路旁边注明的数字代表链路的长度（假想单位）。试利用 Dijkstra 算法求出从结点 A 到所有其他结点的最短路由。



答：本题利用 Dijkstra 算法求出最短通路树，从而得到结点 A 路由表的网络的最短通路

步骤	N	S(B)	S(C)	S(D)	S(E)	S(F)	S(G)	S(H)	S(I)	S(G)	S(K)
初 始 化	{A}	1	3	∞	∞	3	1	∞	1	∞	∞
1	{A,B}	1	3	∞	∞	3	1	∞	1	4	∞
2	{A,B,G}	1	3	∞	∞	2	1	3	1	4	∞
3	{A,B,G,I}	1	3	∞	∞	2	1	3	1	3	∞
4	{A,B,G,I,F}	1	3	5	3	2	1	3	1	3	∞
5	{A,B,G,I,F,C}	1	3	4	3	2	1	3	1	3	∞
6	{A,B,G,I,F,C,E}	1	3	4	3	2	1	3	1	3	∞
7	{A,B,G,I,F,C,E,H}	1	3	4	3	2	1	3	1	3	5
8	{A,B,G,I,F,C,E,H,J}	1	3	4	3	2	1	3	1	3	4
9	{A,B,G,I,F,C,E,H,J,D}	1	3	4	3	2	1	3	1	3	4
10	{A,B,G,I,F,C,E,H,J,D,K}	1	3	4	3	2	1	3	1	3	4



最短通路树
结点 A 的路由表

目标结点	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K
后继结点	B	C	C	G	G	G	G	I	I	I

7-09 一个数据报通信子网允许各结点在必要时将收到的分组丢弃。设结点丢弃一个分组的概率为 p 。现有一个主机经过两个网络结点与另一个主机以数据报方式通信，因此两个主机之间要经过 3 段链路。当传送数据报时，只要任何一个结点丢弃分组，则源点主机最终将重传此分组。试问：

- 每一个分组在一次传输过程中平均经过几段链路？
- 每一个分组平均要传送几次？
- 目的主机每收到一个分组，连同该分组在传输时被丢弃的传输，平均需要经过几段链路？

答：(a) 由源主机发送的每个分组可能经过 1 段链路、2 段链路或 3 段链路。经过 1 段链路的概率为 p ，经过 2 段链路的概率是 $p(1-p)$ ，经过 3 段链路的概率是 $(1-p)^2$ ，那么，一个分组平均通路长度的期望值是这 3 个概率的加权和，即等于：

$$L = 1 \times p + 2 \times p(1-p) + 3 \times (1-p)^2 = p^2 - 3p + 3$$

即每一个分组在一次传输过程中平均经过的链路段数是 $p^2 - 3p + 3$ 。注意，当 $p=0$ 时，平均长度是 3，当 $p=1$ 时，平均长度是 1。当 $0 < p < 1$ 时，可能需要多次发送。

(b) 一次发送成功（经过所有的链路）的概率等于 $(1-p)^2$ ，令 $\alpha = (1-p)^2$ ，两次发送成功的概率等于 $(1-\alpha)\alpha$ ，三次发送成功的概率为 $(1-\alpha)^2\alpha$ ，…。因此，一个分组平均发送次数就等于

$$T = \alpha + 2\alpha(1-\alpha) + 3\alpha(1-\alpha)^2 + \dots$$

$$\begin{aligned}
&= \frac{\alpha}{1-\alpha} [(1-\alpha) + 2(1-\alpha) + 3(1-\alpha)^2 + \dots] \\
&= \frac{\alpha}{1-\alpha} \sum_{k=1}^{\infty} k(1-\alpha) = \frac{\alpha}{1-\alpha} \cdot \frac{1-\alpha}{\alpha^2} = \frac{1}{\alpha} \\
&= \frac{1}{(1-p)^2}
\end{aligned}$$

即一个分组平均要传送 $1/(1-p)^2$ 次。

(c) 目的主机每收到一个分组，连同该分组在传输时被丢弃的传输，平均需要经过的链路段数为：

$$H = L \times T = \frac{p^2 - 3p + 3}{(1-p)^2}$$

7-10 一个通信子网其内部采用虚电路服务，沿虚电路共有 n 个结点交换机，在交换机中为每一个方向设有一个缓存，可存放一个分组。在交换机之间采用停止等待协议，并采用以下的措施进行拥塞控制。结点交换机在收到分组后要发回确认，但条件是：(1) 接收端已成功收到了该分组；(2) 有空闲的缓存。设分送一个分组需 T 秒（数据或确认），传输的差错可忽略不计，主机和结点交换机之间的数据传输时延也可忽略不计。试问：分组交付给目的主机的速率最快为多少？

答：对时间以 T 秒为单位分隙。在时隙 1，源结点交换机发送第 1 个分组。在时隙 2 的开始，第 2 个结点交换机收到分组，但不能应答。在时隙 3 的开始，第 3 个结点交换机收到了分组，但也不能应答。这样，此后所有的结点交换机都不能应答。仅当目的主机从目的结点交换机取得分组时才会发送第 1 个应答。现在确认应答开始往回传播。在源结点交换机可以发送第 2 个分组之前，需要两次穿行给予网，需要花费的时间等于 $2(n-1) T$ 秒。所以，源结点交换机往目的主机投递分组的速率是每 $2(n-1) T$ 秒 1 个分组。显然，这种协议的效率是很低的。

7-11 死锁是怎样形式的？有什么措施可用来防止死锁？

答：(1) 当以存储转发方式在网络的一对结点之间传输分组时，有可能缓冲区在发送分组之前就已经全部被占满了。这样，当每个分组到达对方时，由于没有地方存放，只有被丢弃，发送分组的一方因收不到对方发来的确认信息，只能将已发送的分组保存在自己结点的缓冲区中。这种既不能发送，又不能接收的状态称为存储转发死锁。存储转发死锁分直接死锁和间接死锁两类。

(2) 直接死锁可以采用信道队列限制法预防，即将输入到这个结点的分组按其转发链路进行排队，对每一个队列定义一个极限，监视每一个队列的缓冲区的占用情况。当某一队列中待转发的分组数超过极限时，即丢弃该分组。间接死锁，可采用结构化缓冲池的方法预防，这一方法进一步发展为缓冲区的有向图分配法。这种方法的基本思想是：设网络有 N 个结点，其中最长的路由要经过 M 段链路。给每个结点开辟 $M+1$ 个缓冲区，每个缓冲区存放一个分组，并从 0 到 M 编上号码。分组转发的路由是从一个结点的缓冲区 I 转发到其相邻结点的缓冲区 $I+1$ ，然后再转发到与该结点相邻 2 段链路的结点的缓冲区 $I+2$ ，依次类推。主机发出的分组只能进入其源结点的缓冲区 0（空闲时）。可以证明采用了结构化缓冲池和上述策略后，能有效地预防直接和间接存储转发死锁。

7-12 某单位分配到一个 B 类 IP 地址，其 net-id 为 129.250.0.0。该单位有 4000 多台机器，分布在 16 个不同的地点。如选用子网掩码 255.255.255.0，试给每一个地点分配一个子网号码，并算出每个地点主机号码的最小值或最大值。

答：每个地点主机号码的最小值为 1，最大值为 254。

7-13 某个 IP 地址的十六进制表示是 C22F1481，试将其转换为点分十进制的形式。这个地址是哪一类 IP 地址？

答：用点分十进制表示，该 IP 地址是 194.47.20.129，为 C 类地址。

7-14 有人认为：“ARP 协议向网络层提供了转换地址的服务，因此 ARP 应当属于数据链路层。”这种说法为什么是错误的？

答：ARP 不是向网络层提供服务，它本身就是网络层的一部分，帮助向传输层提供服务。在数据链路层不存在 IP 地址的问题。数据链路层协议是象 HDLC 和 PPP 这样的协议，它们把比特串从线路的一端传送到另一端。

7-15 ARP 和 RARP 都是将地址从一个空间映射到另一个空间。在这个意义上讲，它们是相似的。然而 ARP 和 RARP 在实现方面却有一点很不相同。请指出这个不同点。

答：在 RARP 的实现中有一个 RARP 服务器负责回答查询请求。在 ARP 的实现中没有这样的服务器，主机自己

回答 ARP 查询。

7-16 在因特网上的一个 B 类地址的子网掩码是 255.255.240.0。试问在其中每一个子网上的主机数最多是多少？

答：对于一个 B 类网络，高端 16 位形成网络号，低端 16 位是子网或主机域。在子网掩码的低端 16 位中，最高有效 4 位是 1111，因此剩下 12 位（第 3 字节低 4 位和第 4 字节）用于主机号。因此，存在 4096 个主机地址，但由于全 0 和全 1 是特别地址，因此最大主机数目应该是 4094。

7-17 在 IPv4 首部中有一个“协议”字段，但在 IPv6 的固定首部中却没有。这是为什么？

答：设置协议字段的目的是要告诉目的地主机把 IP 分组交给哪一个协议处理程序。中途的路由器并不需要这一信息，因此不必把它放在主头中。实际上，这个信息存在主头中，但被伪装了。最后一个（扩展）头的下一个头段就用于这一目的。

7-18 当使用 IPv6 时，是否 ARP 协议需要改变？如果需要改变，那么应当概念性的改变还是技术性的改变？

答：从概念上讲，不需要改变。在技术上，由于被请求的 IP 地址现在变大了，因此需要比较大的域（也称段）。

7-19 IPv6 使用 16 字节地址空间。设每隔 1 微微秒就分配出 100 万个地址。试计算大约要用多少年才能将 IP 地址空间全部用完。可以和宇宙的年龄（大约有 100 亿年）进行比较。

答：使用 16 个字节，总的地址数为 2^{128} 或 3.4×10^{38} 。如果我们以每 10^{-12} 秒 10^6 ，亦即每秒 10^{18} 的速率分配它们，这些地址将持续 3.4×10^{20} s，即大约 10^{13} 年的时间。这个数字是宇宙年龄的 1000 倍。当然，地址空间不是扁平的，因此它们的分配是非线性的，但这个计算结果表明，即使分配方案，即使分配方案的效率为千分之一，这么多地址也永远都不会用完。

7-20 一个 3200bit 长的 TCP 报文传到 IP 层，加上 160bit 的首部后成为数据报。下面的互联网由两个局域网通过路由器连接起来。但第二个局域网所能传送的最长数据帧中的数据部分只有 1200bit。因此数据报在路由器必须进行分片。试问第二个局域网向其上层要传送多少比特的数据（这里的“数据”当然指的是局域网看见的数据）？

答：进入本机 IP 层时报文长度为 $3200+160=3360$ bit；

经过两个局域网的网络层，又加上两个头部信息，此时长度共有 $3360+160+160=3680$ bit；

在第二个局域网，报文要进行分片，已知最长数据帧的数据部分只有 1200bit，所以共分成 4 片，故第二个局域网向上传送 3840bit。

7-21 IP 数据报中的首部检验和并不检验数据报中的数据，这样做的最大好处是什么？坏处是什么？

答：在首部中的错误比在数据中的错误更严重。例如，一个坏的地址可能导致分组被投寄到错误的主机。许多主机并不检查投递给它们的分组是否确实是要投递给它们的。它们假定网络从来不会把本来是要前往另一主机的分组投递给它们。有的时候数据不参与检验和的计算，因为这样做代价大，上层协议通常也做这种检验工作，从而引起重复和多余。因此，这样作可以加快分组的转发，但是数据部分出现差错时不能及早发现。

7-22 试说明 IP 地址与物理地址的区别。为什么要使用这两种不同的地址。

答：IP 地址用于标识连入因特网上的每台主机，它是每台主机唯一性的标识。一个 IP 地址由 32 个二进制比特数字组成，通常分割成 4 段，每段 8 比特。TCP / IP 用 IP 地址来标识源地址和目标地址。而物理地址代表了程序或数据在计算机内存中的存储位置，由它可以找到所需的信息。使用 IP 地址可以标识每台主机在网络中的位置，具有全球唯一性。使用物理地址可以标识程序或数据在内存中的位置，通过它可以调用相应的程序或数据。

7-23 试辨认以下 IP 地址的网络区别。

- (1)、128.36.199.3 属于 B 类网
- (2)、21.12.240.17 属于 A 类网
- (3)、183.194.76.253 属于 B 类网、
- (4)、192.12.69.248 属于 C 类网
- (5)、89.3.0.1 属于 A 类网 、
- (6)、200.3.6.2 属于 C 类网

7-24 某单位分配到一个 B 类 IP 地址，其 net-id 为 129.250.0.0，该单位有 4000 多台机器，分布在 16 个不同的地方。如选用子网掩码为 255.255.255.0，试给每一个地点分配一个子网掩码，并计算出每个主机号码的最小值和最大值。

答：网络号为：129.250.1.xxx-----129.250.16.xxx

xxx 为主机号：从 0-----255

7-25 C 类网络使用子网掩码有无实际意义？为什么？

答：子网掩码用于找出 IP 地址中网络及结点地址部分，子网掩码也是 1 个 32 比特的数字，制定的规则是其中所有的 1 表示 IP 地址中的网络地址域和子网，所有的 0 表示 IP 地址中的主机地址域将子网掩码和 IP 地址进行"与"运算，得到的结果表明该 IP 地址部分。若结果不在该网络的子网范围内，则是远程 IP 地址。所以，子网掩码能够表示 IP 地址中的主机地址段是如何被划分成子网地址和主机号的。所以 C 类网络使用子网掩码来判别 IP 地址为远程地址还是本网络地址；同时通过结点地址空间中截取几比特作为网络地址的方法，可将网络划分为若干网段，方便了网络管理。因此在 C 类网络使用子网掩码是有实际意义的。

7-26 在 Internet 上的一个 B 类地址的子网是 255.255.240.0，试问在其中一个子网上的主机数最多是多少？

答：AAA.BBB.0000(二进制)：4095

AAA.BBB.0001(二进制)-----AAA.BBB.1110(二进制)：4096

AAA.BBB.1111(二进制)：4095

7-27 有关子网掩码：

(1)、子网掩码为 255.255.255.0 代表什么意义？

(2)、一个网络的现在掩码为 255.255.255.248，问该网络能够连多少个主机？

(3)、一个 A 类网络和一个 B 类网络的子网号 Subnet-id 分别为 16 比特和 8 比特的 1。问这两个网络的子网掩码有何不同？

(4)、A 类网络的子网掩码为 255.255.0.255，它是否为一个有效的子网掩码？

答：(1)、子网掩码 255.255.255.0 代表了该网络为 C 类网。

(2)、能够连 7 个主机。

(3)、他们的子网掩码相同，都是 255.255.255.0。

(4)、因为网络号部分都为 1，主机号为 0，所以该子网掩码不是个有效的子网掩码。

7-28 简单说明下列协议的作用：IP、ARP、RARP 和 ICMP。

答：(1)、IP：网际协议，它使主机能把 IP 数据报发往任何网络并使数据报文独立传向目标，采用无连接数据报传送，进行数据报路由选择和拥塞控制。

(2)、ARP：地址解析协议，是网络接口层协议，其功能是将 IP 地址转换成物理地址。

(3)、RARP：逆地址解析协议，是网络接口层协议，其功能是将物理地址地址转换成 IP。

(4)、ICMP：网际控制报文协议，它是 IP 协议中不可缺少的组成部分，通常用于由路由问题而引起的差错报告和控制，它能从出错点向发送点发送出错报文或控制报文，发送点收到这种报文之后，由 ICMP 软件处理（报告错误原因或重发出错数据报等）。

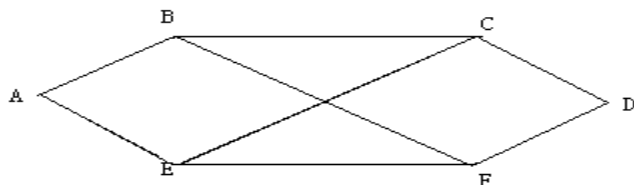
7-29 考虑图中所示的子网。使用距离向量路由选择，下列向量刚刚被路由器 C 收到：

来自 B：(5, 0, 8, 12, 6, 2)

来自 D：(16, 12, 6, 0, 9, 10)

来自 E：(7, 6, 3, 9, 0, 4)

路由器 C 测量得到的到达 B、D 和 E 的延时分别等于 6、3 和 5。试问路由器 C 的新的路由表是什么？请给出所使用的输出线路和所预期的延时。



解答：通过 B 给出 (11, 6, 14, 18, 12, 8)

通过 D 给出 (19, 15, 9, 3, 12, 13)

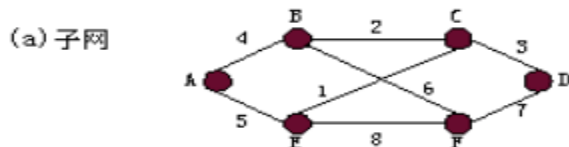
通过 E 给出 (12, 11, 8, 14, 5, 9)

取到达每一目的地的最小值 (C 除外) 得到：

(11, 6, 0, 3, 5, 8)

输出线路是：(B, B, -, D, E, B)

7-30 图 (a) 中给出了一个示例子网，其延时已标在线路上，图(b)示出了所有六个路由器的对应的链路状态分组。路由器 B 所用的数据结构如图(c)所示。在图(c)中在每一行上的两组 ACF 比特的布尔“或”都是 111。这只是一巧合，还是对所有的子网在所有的情况下都成立？



(b) 该子网的链路状态分组

A	B	C	D	E	F
序号	序号	序号	序号	序号	序号
存活时间	存活时间	存活时间	存活时间	存活时间	存活时间
B 4	A 4	B 2	A 5	A 5	B 6
E 5	C 2	D 3	C 3	C 1	D 7
	F 6	E 1	F 7	E 8	E 8

源	序列号	存活时间	发送标志			应答标志			数据
			A	C	F	A	C	F	
A	21	60	0	1	1	1	0	0	
F	21	60	1	1	0	0	0	1	
E	21	59	0	1	0	1	0	1	
C	20	60	1	0	1	0	1	0	
D	21	59	1	0	0	0	1	1	

(c)

解答：这个结论总是成立的。图 (c) 示出的是路由器 B 所使用的数据结构，A、C 和 F 是它的三个相邻节点。

如果一个分组在一条线路上到达，则必须在该线路上返回对它的确认。如果该分组没有从某一条线路上接收过，那么，它必须在该线路上转发。

7-31 数据报网络把每个分组都作为独立的单元（独立于所有其它单元）进行路由选择。虚电路网络则不必这样做，每个数据分组都遵循一个事先确定好的路由。这个事实意味着虚电路网络不需要从任意源到任意目的地为分组做路由选择的能力吗？

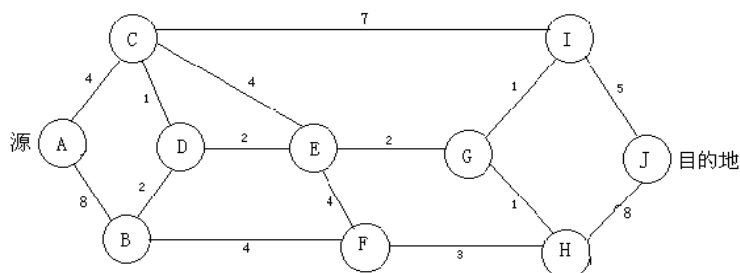
解答：不对。为了从任意源到任意目的地为连接建立分组选择路由，虚电路网络肯定需要这一能力。

7-32 请给出一个简单的试探方法，寻找通过一个网络从一个给定的源到一个给定的目的地的两条通路（假定确实存在两条这样的通路），以便在任一条通信线路失效的情况下，在这两个节点之间还能进行通信。假定路由器是足够可靠的，因此不必担心路由器崩溃的可能性。

解答：使用最短通路搜索算法选择一条路径，然后，删除刚找到的路径中使用的所有的弧（对应一条条链路）。

接着，再运行一次最短通路搜索算法。这个第 2 条路径在第 1 条路径中有线路失效的情况下，可以作为替代路径启用；反之亦然。

7-33 图中每个圆圈代表一个网络节点，每一条线代表一条通信线路，线上的标注表示两个相邻节点之间的代价。



请根据 Dijkstra 最短通路搜索算法找出 A 到 J 的最短路径。规定使用直接在图上加标注的方法，而且，在答案中只要求：

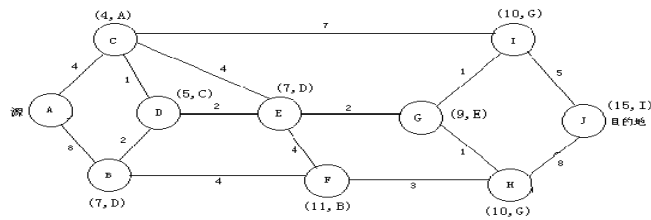
- (1) 依次列出每一步的工作节点
- (2) 给出从 A 到 J 的最短路径及代价
- (3) 在原图上示出最后一步算法完成时图上每个节点（除 A 以外）的标注。

解答：(1) 每一步的工作节点如下：

B E I H
A C D E B G H I F J

(2) 从 A 到 J 的最短路径是 A→C→D→E→G→I→J，代价等于 15。

(3) 最后一步算法完成时图上每个节点（除 A 以外）的标注如图所示。



7-34 一个数据报子网允许路由器在需要的时候丢弃分组。一个路由器丢弃一个分组的概率是 p 。现在考虑这样一种情况，一个源主机连接到源路由器，后者又连接到目的地路由器，然后再连接到目的地主机。如果任一路由器丢弃一个分组，源主机最终会发生超时事件，并重发分组。如果主机-路由器和路由器-路由器线路都算作跳段，并且不考虑除路由器以外其它丢弃分组的可能性，那么试问：

- (a) 每次发送一个分组行走的平均跳段数是多少？
- (b) 一个分组平均做多少次发送？
- (c) 每个接收到的分组平均走了多少个跳段？

解答：由源主机发送的每个分组可能行走 1 个跳段、2 个跳段或 3 个跳段。走 1 个跳段的概率是 p ，走 2 个跳段的概率是 $p(1-p)$ ，走 3 个跳段的概率是 $(1-p)^2$ ，那么，一个分组平均通路长度的期望值是这 3 个概率的加权和，即等于 $L = 1 \times p + 2p(1-p) + 3(1-p)^2 = p^2 - 3p + 3$ 。

即每次发送一个分组行走的平均跳段数是 $p^2 - 3p + 3$ 。注意，当 $p=0$ 时，平均长度是 3，当 $p=1$ 时，平均长度是 1。当 $0 < p < 1$ 时，可能需要多次发送。

一次发送成功（走完整个通路）的概率等于 $(1-p)^2$ ，令 $\alpha = (1-p)^2$ ，两次发射成功的概率等于 $(1-\alpha)\alpha$ ，三次发射成功的概率等于 $(1-\alpha)^2\alpha$ ，…。因此，一个分组平均发送次数就等于

$$T = \alpha + 2\alpha(1-\alpha) + 3\alpha(1-\alpha)^2 + \dots$$

$$= [\alpha / (1-\alpha)] [(1-\alpha) + 2(1-\alpha)^2 + 3(1-\alpha)^3 + \dots]$$

$$\sum_{k=1}^{\infty} k q^k = \frac{q}{(1-q)^2}$$

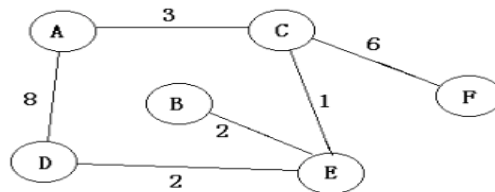
因为
所以

$$T = \frac{\alpha}{1-\alpha} \cdot \frac{1-\alpha}{[1-(1-\alpha)]^2} = \frac{1}{\alpha} = \frac{1}{(1-p)^2}$$

即一个分组平均做 $1/(1-p)^2$ 次发送。

最后，每个接收到的分组行走的平均跳段数等于 $H = L \times T = (p^2 - 3p + 3) / (1-p)^2$ 。

7-35 对于图 A-1 中所给出的网络，试列出到达每一个目的地结点的数据报转发表。图中对每条链路都已标出了相对代价；你的转发表应该能够把每个分组都通过最小代价通路往目的地转发。



解答：

目的地	下一跳段
B	C
C	C
D	C
E	C
F	C

目的地	下一跳段
A	E
C	E
D	E
E	E
F	E

目的地	下一跳段
A	A
B	E
D	E
E	E
F	F

目的地	下一跳段
A	E
B	E
C	E
E	E
F	E

目的地	下一跳段
A	C
B	B
C	C
D	D
F	C

目的地	下一跳段
A	C
B	C
C	C
D	C
E	C

7-36 2^{n-1} 个路由器互连接成一个集中式二叉树，树的每个节点上都有一个路由器。路由器 i 要和路由器 j 通信，必须先把信息发到树的根，然后根再把信息往下发给 j 。假定每一对路由器间的通信都类似，请推导出在 n 取值很大的条件下每个信息传输所经过的平均跳段数的近似表达式。

解答：路由器到路由器通路的平均长度是路由器到根的通路的平均长度的 2 倍。设根在树中的层号是 1，最深的层号是 n 。显然，总的节点数等于

$$N=1+2+4+\dots+2^{n-1}=1\times(2^n-1)\div(2-1)=2^n-1$$

从根到第 n 层的通路需要 $n-1$ 跳段，第 n 层路由器的数目是 2^{n-1} ，当 n 很大时， $2^{n-1}\div N\approx 2^{n-1}\div 2^n=1/2$ ，即有一半的路由器位于第 n 层。

从根到第 $n-1$ 层的通路要 $n-2$ 跳段，第 $n-1$ 层路由器的数目是 2^{n-2} ，当 n 很大时， $2^{n-2}\div N=2^{n-2}\div(2^n-1)\approx 2^{n-2}\div 2^n=1/4$ ，

因此，平均通路（到根）长度为：

$$L=0.5\times(n-1)+0.25\times(n-2)+0.125\times(n-3)+\dots+0.5^{n-1}\times[n-(n-1)]+0.5^n\times(n-n)$$

$$=0.5n+0.25n+0.125n+\dots+0.5^n\times n-[0.5\times 1+0.5^2\times 2+0.5^3\times 3+\dots+0.5^n\times n]$$

$$=(0.5+0.25+0.125+\dots+0.5^n)\times n-(1+0.5+0.25+\dots+0.5^n\times 2)=1\times n-2=n-2$$

$$2L=2n-4 \text{ (2 倍于到根的通路长度)}$$

所以，路由器到路由器通信的平均跳段数近似为 $2n-4$ 。

7-37 在一个有 50 个路由器的网络中，假定延时用 8 个比特记录，每个路由器有 3 条线路跟其它路由器互连，每秒钟交换两次延迟向量。试问，该分布式路由器算法在每条线路上（全双工）消耗了多少带宽？

解答：路由表的长度等于 $8\times 50=400$ 比特。该表每秒钟在每条线路上发送 2 次，因此， $400\times 2=800\text{bps}$ ，即在每条线路的每个方向上消耗的带宽都是 800bps。

7-38 一个 ATM 交换机有 1024 条输入线路和 1024 条输出线路。线路按照 SONET 的 622Mbps 速率运行，这样用户速率大约为 594Mbps，则交换机总的带宽应该有多少？它每秒至少可以处理多少个信元？

解答：OC-1 速率 51.84Mbps 中除去段开销、线路开销和通路开销。用户数据传输速率为 49.536Mbps。

SONET 的 622Mbps 对应于 OC-12，因此相应的用户数据传输速率为

$$49.536\times 12=594.432\approx 594\text{Mbps}$$

$$594\times 1024=608256\text{Mbps}, \text{ 约为 } 608\text{Gbps}$$

$$608\div 8\div 53\approx 1.43$$

所以，交换机的总带宽为 608Gbps，它每秒至少可以处理 1.43 千兆个信元。

7-39 在 ATM 链路的总带宽中有多大比例被 ATM 信元头消耗掉了？当用户数据是 512 字节长时，被 AAL 5 的所有非载荷位（包括 ATM 层）消耗掉总带宽的百分之几？

解答：在 53 字节的信元中有 5 个字节的头，所以 ATM 头的开销大约是 9.4%。当该分组通过 AAL 5 发送时，我们先附加 8 个字节的 AAL 5 尾部形成 CS-PDU，接着加 8 个字节的填充，使得它是 48 字节的整数倍 $[(512+8)\div 48=10\cdots 40]$ 。然后我们把它分割成 11 个信元。总的开销是 $8+8+11\times 5=71$ 字节

$$71\div(512+71)=12.1\%$$

所以被 AAL 5 的所有非载荷位（包括 ATM 层）消耗掉总带宽的 12.1%。

7-40 IPv6 使用 16 字节地址。如果每微妙分配一个含有 100 万个地址的地址块，那么该 16 字节地址可

持续多长时间？

解答：使用 16 个字节，总的地址数为 2^{128} 或 3.4×10^{38} 。如果我们以每微微秒 10^6 ，亦即每秒 10^{18} 的速率分配它们，这些地址将持续 3.4×10^{20} 秒，即大约 10^{13} 年的时间。这个数字是宇宙年龄的 1000 倍。当然，地址空间不是扁平的，因此它们的分配非线性，但这个计算结果表明，即使分配方案的效率为千分之一，这么多地址也永远都不会用完。

7-41 在 IPv4 的头中使用的协议段在 IPv6 的固定头中不复存在。试说明这是为什么？

解答：设置协议段的目的是要告诉目的地主机把 IP 分组交给哪一个协议处理程序。中途的路由器并不需要这一信息，因此不必把它放在主头中。实际上，这个信息存在于头中，但被伪装了。最后一个（扩展）头的下一个头段就用于这一目的。

7-42 当采用 IPv6 协议的时候，ARP 协议是否需要改变？如果需要，是概念上的改变，还是技术上的改变？

解答：概念上讲，不需改变技术上，由于被请求的 IP 地址现在变大了，因此需要比较大的域（段）。

7-43 通常，当一个移动主机不在居所的时候，送往它的居所 LAN 的分组被它的家乡代理（home agent）截获。对于一个在 802.3 LAN 上的 IP 网络，家乡代理如何完成这个截获任务？

解答：可以想到的一种方法是让家乡代理不加选择地读在 LAN 上传送的所有帧，通过察看其中的 IP 地址确定是否指向移动主机。该方法的缺点是效率非常低。通常采用的替代方法是通过响应 ARP 请求，家乡代理让路由器认为它（指居所代理）就是移动主机。当路由器得到一个前往移动主机的 IP 分组时，它广播一个 ARP 查询请求，询问与目的地计算机（即移动主机）的 IP 地址相对应的 802.3 MAC 级地址。当移动主机不在居所时，家乡代理响应该 ARP 请求，从而路由器把移动用户的 IP 地址跟家乡代理的 802.3 MAC 级地址相关联。

7-44 大多数 IP 路由选择协议都使用跳段数作为在做路由计算时设法使其取值最小的一种度量。而对于 ATM 网络而言，跳段数不是很重要。为什么？ATM 网络也使用存储-转发机制吗？

解答：IP 使用存储-转发的分组交换机制。分组在被完全存储后，才能进行转发。存储一个分组以及然后再发送的时间通常都超过在线路上的传输时间。因此，存储-转发网络试图通过减少跳段数来避免这一操作。ATM 交换机使用虫孔路由选择，即在得到 5 个字节的头之后，它们就开始发送。因此，在每个交换机中仅有很少的延迟。在这种情况下，减少所跨越的交换机的数目就显得不是那么关键。

8-01 试用具体例子说明为什么在运输连接建立时要使用三次握手。说明如不这样做可能会出现什么情况。

答：我们知道，三次握手完成两个重要功能，既要双方做好发送数据的准备工作（双方都知道彼此已准备好），也要允许双方就初始序列号进行协商，这个序列号在握手过程中被发送与确认。

如果不这样做，改为二次握手，即不需要第三个报文，可能发生死锁。作为例子，考虑计算机 A 和 B 之间的通信。假定 B 给 A 发送一个连接请求分组，A 收到了这个分组，并发送了确认应答分组。按照两次握手的协定，A 认为连接已经成功地建立了，可以开始发送数据分组。可是，B 在 A 的应答分组在传输中被丢失的情况下，将不知道 A 是否已准备好，不知道 A 建议什么样的序列号用于 A 到 B 的交通，也不知道 A 是否同意 B 所建议的用于 B 到 A 交通的初始序列号，B 甚至怀疑 A 是否收到自己的连接请求分组。在这种情况下，B 认为连接还未建立成功，将忽略 A 发来的任何数据分组，只等待接收连接确认应答分组。而 A 在发出的分组超时后，重复发送同样的分组。这样就形成了死锁。

8-02 试计算一个包括 5 段链路的运输连接的单程端到端时延。5 段链路程中有 2 段是卫星链路。每条卫星链路又由上行链路和下行链路两部分组成。可以取这两部分的传输时延之和为 250ms。每一个广域网的范围为 1500km，其传输时延可按 150000km/s 来计算。各数据链路速率为 48Kb/s，帧长为 960bit。

答：两段卫星链路的传播时延为 500ms

每一广域网的传输时延为 $1500/150000=0.01s=10ms$

一帧数据的发送时间为 $960 \div (48 \times 103) = 0.02s=20ms$

总的端到端时延为 $500 + 10 \times 3 + 20 \times 5 = 630ms$

8-03 若一个应用进程使用运输层的用户数据报 UDP。但继续向下交给 IP 层后，又封装成 IP 数据报。既然都是数据报，是否可以跳过 UDP 而直接交给 IP 层？UDP 能否提供 IP 没有提供的

功能？

答：仅仅使用 IP 分组还不够。IP 分组包含 IP 地址，该地址指定一个目的地机器。一旦这样的分组到达了目的地机器，网络控制程序如何知道该把它交给哪个进程呢？UDP 分组包含一个目的地端口，这一信息是必需的，因为有了它，分组才能被投递给正确的进程。

8-04 通信信道速率为 1Gb/s，端到端时延为 10ms。TCP 的发送窗口为 65535 字节。试问：可能达到的最大吞吐量是多少？信道的利用率是什么？

答： $10\text{ms} \times 2 = 20\text{ms}$

每 20ms 可以发送一个窗口大小的交通量，每秒 50 个窗口（ $1000\text{ms} \div 20\text{ms} = 50$ ）。

$65535 \times 8 \times 50 = 26.214\text{Mb/s}$

$26.214\text{Mb/s} \div 1000\text{Mb/s} \approx 2.6\%$

所以，最大吞吐量是 26.214Mb/s，信道的利用率约为 2.6%。

8-05 网络允许的最大报文段长度为 128 字节，序号用 8bit 表示，报文段在网络中的寿命为 30 秒。求每一条 TCP 连接所能达到的最高数据率。

答：具有相同编号的报文段不应该同时在网络中传输，必须保证，当序列号循环回来重复使用的时候，具有相同序列号的报文段已经从网络中消失。现在报文段的寿命为 30 秒，那么在 30 秒的时间内发送方发送的报文段的数目不能多于 255 个。

$255 \times 128 \times 8 \div 30 = 8704\text{b/s}$

所以，每一条 TCP 连接所能达到的最高数据率为 8.704Kb/s。

8-06 若 TCP 中的序号采用 64bit 编码，而每一个字节有其自己的序号，试问：在 75Tb/s 的传输速率下（这是光纤信道理论上可达到的数据率），分组的寿命应为多大才不会使序号发生重复？

答：序号空间的大小是 264 个字节，约为 2×10^{19} 字节， $75 \div 8 \approx 9.375$ ，即 75Tb/s 的发送器每秒消耗 9.375×10^{12} 个序号。 $2 \times 10^{19} \div (9.375 \times 10^{12}) \approx 2 \times 10^6$ ，所以序号循环一周需用 $2 \times 10^6\text{s}$ 。又因一天有 86400s（ $60 \times 60 \times 24 = 86400$ ），以 75Tb/s 速率传输，序号循环一周所花的时间约等于 $2 \times 10^6 \div 86400 \approx 23$ 天，因此，最长的分组的寿命应小于 3 个星期才不会使序号发生重复。

8-07 一个 TCP 连接下面使用 256Kb/s 的链路，其端到端时延为 128ms。经测试，发现吞吐量只有 120Kb/s。试问发送窗口是多少？

答：来回路程的时延等于 256ms（ $=128\text{ms} \times 2$ ）。设窗口值为 X（注意：以字节为单位），假定一次最大发送量等于窗口值，且发射时间等于 256ms，那么，每发送一次都得停下来期待再次得到下一窗口的确认，以得到新的发送许可。这样，发射时间等于停止等待应答的时间，结果，测到的平均吞吐率就等于发送速率的一半，即

$8X \div (256 \times 1000) = 256 \times 0.001$

$X = 8192$

所以，窗口值为 8192。

8-08 设源站和目的站相距 20km，而信号在传输媒体中传输速率为 200Km/ms。若一个分组长度为 1KB，而其发送时间等于信号的往返传输时延，求数据的发送速率。

答：信号在传输媒体中的传播速率为 200km/ms，对于一条 20km 的线路，单程延迟是 100us，往返延迟是 200us。

1K 字节就是 $1024 \times 8 = 8192$ 位。如果发送 8192 位的时间是 200us，那么发送延迟等于传播延迟。设 W 是发送 1 位的时间，那么从等式： $8192W = 200 \times 10^{-6}$ 得到 $1/W = 8192 \div (2 \times 10^{-4}) \approx 40 \times 10^6$ ，所以，数据的发送速率应为 40Mb/s。

8-09 在下列情况下，计算传送 1000KB 文件所需要的总时间，即从开始传送时起直到文件的最后一位到达目的地为止的时间。假定往返时间 RTT 是 100 毫秒，一个分组是 1KB（即 1024 字节）的数据，在开始传送整个的文件数据之前进行的起始握手过程需要 $2 \times \text{RTT}$ 的时间。

(e) 带宽是 1.5Mbps，数据分组可连续发送。

(f) 带宽是 1.5Mbps，但在结束发送每一个数据分组之后，必须等待一个 RTT 才能发送下一个数据分组。

(g) 带宽是无限大的值，即我们取发送时间为 0，并且在等待每个 RTT 后可发送多达 20 个分组。

(h) 带宽是无限大的值，在紧接起始握手后我们可以发送一个分组，此后，在第一次等待 RTT 后可发送 2^1 个分组，在第二次等待 RTT 后可发送 2^2 个分组，...，在第 n 次等待 RTT 后可发送 2^n 个分组。

解答：

(a) 2 个起始的 RTT: $100 \times 2 = 200$ 毫秒 = 0.2 秒；

1KB = 8 比特 $\times 1024 = 8192$ 比特，

发送时间: $1000\text{KB} \div 1.5\text{Mbps} = 8192000 \text{ 比特} \div 1500,000 \text{ 比特/秒} = 5.46 \text{ 秒}$ ；

传输时间: $\text{RTT} \div 2 = 100 \div 2 = 50 \text{ 毫秒} = 0.05 \text{ 秒}$

所以，总时间等于 **起始握手时间+发送时间+传输时间**，即 $0.2 + 5.46 + 0.05 = 5.71 \text{ 秒}$ 。

(b) 总共发送 1000 个分组，需要 **在上一小题答案的基础上再增加 999 个 RTT**

$5.71 + 999 \times 0.1 = 105.61 \text{ 秒}$

所以，总时间是 105.61 秒。

(c) $1000\text{KB} \div 1\text{KB} = 1000 \text{ 分组}$ $1000 \text{ 分组} \div 20 \text{ 分组} = 50 \text{ 个 RTT}$

$50 - 1 = 49 \text{ 个 RTT}$

$2 \times \text{RTT} + 49\text{RTT} + 0.5\text{RTT} = 51.5\text{RTT} = 0.1 \times 51.5 = 5.15 \text{ 秒}$ 。

(d) 取 $n=9$ ， $1+2+4+\dots+2^9 = 2^{9+1} - 1 = 1023$

这样我们就可以发送所有的 1000 个分组，而且在第 9 次等待 RTT 后只须发送。

$(512-23) \text{ 个分组}$ 就可以了。 $2\text{RTT} + 9\text{RTT} + 0.5\text{RTT} = 11.5\text{RTT}$

$0.1 \times 11.5 = 1.15 \text{ 秒}$

即总的延迟是 1.15 秒。

8-10 假定 TCP 使用两次握手替代三次握手来建立连接。也就是说，不需要第三个报文。那么现在是否可能产生死锁？请给出例子来说明你的答案。

解答：我们知道，3 次握手完成两个重要功能，既要双方做好发送数据的准备工作（双方都知道彼此已准备好），也要允许双方就初始序列号进行协商，这个序列号在握手过程中被发送与确认。

现在把三次握手改成仅需要两次握手，死锁是可能发生的。作为例子，考虑计算机 A 和 B 之间的通信。假定 B 给 A 发送一个连接请求分组，A 收到了这个分组，并发送了确认应答分组。按照两次握手的协定，A 认为连接已经成功地建立了，可以开始发送数据分组。可是，B 在 A 的应答分组在传输中被丢失的情况下，将不知道 A 是否已准备好，不知道 A 建议什么样的序列号用于 A 到 B 的交通，也不知道 A 是否同意 B 所建议的用于 B 到 A 交通的初始序列号，B 甚至怀疑 A 是否收到自己的连接请求分组。在这种情况下，B 认为连接还未建立成功，将忽略 A 发来的任何数据分组，只等待接收连接确认应答分组。而 A 在发出的分组超时后，重复发送同样的分组。这样就形成了死锁。

8-11 一个 TCP 报文段的最大载荷是 65515 字节，为什么要选择这样一个奇怪的数字呢？

解答：整个 TCP 报文段必须适配 IP 分组 65535 字节的载荷段。因为 TCP 头最少 20 个字节，所以仅剩下 65515 字节用于 TCP 数据。

8-12 数据报的分片和重组由 IP 控制，并且对于 TCP 不可见。这是不是意味着 TCP 不必担心到达数据的失序问题？

解答：尽管到达的每个数据报都是完整的，但可能到达的数据报顺序是错误的，因此，TCP 必须准备适当地重组报文的各个部分。

8-13 当老的分组仍然存在时，为了避免出现顺序号循环重复问题，可以使用 64 位顺序号。光纤在理论上可以用 75Tbps 的速率工作。试问，需要什么样的最长的分组生命周期才能确保未来的 75Tbps 网络在使用 64 位顺序号时不出现顺序号循环重复的问题？假定像 TCP 那样，每个字节都有自己的序号。

解答：顺序号空间的大小是 2^{64} 个字节，约为 2×10^{19} 字节， $75 \div 8 \approx 9.375$ ，即 75Tbps 的发送器每秒消耗 9.375×10^{12} 个序列号。 $2 \times 10^{19} \div (9.375 \times 10^{12}) \approx 2 \times 10^6$

∴ 顺序号循环一周需用 2×10^6 秒。 $60 \times 60 \times 24 = 86400$ ，一天有 86400 秒，以 75Tbps 速率发送，顺序号循环一周所花的时间约等于 $2 \times 10^6 \div 86400 \approx 23$ （天），因此，最长的分组生命周期小于 3 个星期可以避免顺序号循环

重复问题。

9-01 一个万维网网点有 1 千万个页面，平均每个页面有 10 个超链。读取一个页面平均要 100ms。问要检索整个网点所需的最少时间？

答：每个页面都要被访问。每个页面需要 100ms，得到所有的页面要花 106s 的时间，这大约等于 11.6 天。与每个页面上的链接数目是无关的，因为散列表保证每个页面仅访问一次。

9-02 一个二进制文件共 3072 字节长。若使用 base64 编码，并且每发送完 80 字节就插入一个回车符 CR 和一个换行符 LF，问一共发送了多少个字节？

答：在 base 64 编码方案中，24 比特的组被分成 4 个 6 比特单位，每个单位都作为一个合法的 ASCII 字符发送。编码规则是 A 表示 0，B 表示 1 等等，接着是 26 个小写字母表示 26 到 51，10 个数字（0 到 9）表示 52 到 61，最后，+ 和 / 分别表示 62 和 63。= 和 == 分别用来指示最后一组仅包含 8 位或 16 位。回车和换行被忽略不计，因此可以任意插入它们来保持一行足够短。

在本题中，base64 编码将把报文划分成 1024 个单元，每个单元 3 字节长。每个单元被编码为 4 个字节，所以共有 4096 个字节。如果把这些字节每 80 字节划分为一行，将需要 52 行，所以需要加 52 个 CR 和 52 个 LF。

$$4096 + 52 \times 2 = 4200$$

综上所述，该二进制文件用 base64 编码，一共发送了 4200 字节。

9-03 电子邮件系统需要将人们的电子邮件地址编成目录以便于查找。要建立这种目录应将人名划分为几个标准部分（例如，姓、名）。若要形成一个国际标准，那么必须解决哪些问题？

答：这个问题比人们可能想象的要复杂得多。首先，世界上差不多有一半的人先写名字后写姓；而另一半人（例如中国和日本）则刚好相反。一个命名系统必须区别任意个数的名，加上姓，而后者又可能有好几个部分，例如名字 John Von Neumann 就是这样。其次，有些人有中间首写字母，但没有中间名。各种称号，例如先生、小姐、夫人、女士、博士、教授或勋爵，可以作为名字的前缀。人是有辈分的，因此必须包括 Jr.（小辈）、Sr.（长辈）、III、IV 等。一些人在他们的名字中使用学术称号，因此我们需要 B.A.、B.Sc.、M.A.、M.Sc.、Ph.D. 和其他学位。最后，有的人在他们的名字中包括某些奖励和荣誉，例如，一个英格兰皇家学会的人可能在他的名字后面附加 FRS（Fellow of the Royal Society）。若要形成一个国际标准，被全世界接受就必须解决诸如此类的一系列问题。

9-04 计算机 little-sister.cs.vu.nl 的 IP 地址是 130.37.62.23，那么该计算机是在 A 类、B 类还是 C 类网上？

解答：由于该计算机 IP 地址的开头 8 位是十进制数 130，因此它是在 B 类网络上。

9-05 假定 IP 的 B 类地址不是使用 16 位而是使用 20 位作为 B 类地址的网络号部分，那么将会有多少个 B 类网络？

解答：除去 2 位作为前缀，将剩下 18 位表示网络。从概念上讲，网络数目可以有 2^{18} 或 262144 个。然而，全 0 和全 1 是特别地址，所以只有 262142 个可提供分配。

9-06 在因特网上的一个 B 类网络具有子网掩码 255.255.240.0。问每个子网中的最大主机数目是多少？

解答：对于一个 B 类网络，高端 16 位形成网络号，低端 16 位是子网或主机域。在子网掩码的低端 16 位中，最高有效 4 位是 1111，因此剩下 12 位（第 3 字节低 4 位和第 4 字节）用于主机号。因此，存在 4096 个主机地址，但由于全零和全 1 是特别地址，因此最大主机数目应该是 4094。

9-07 大多数 IP 数据报重组算法都有一个计数器来避免一个丢失的片段长期挂起一个重组缓冲区。假定一个数据报被分割成 4 个片段。开头 3 个片段到达了，但最后一个被耽搁了，最终计数器超时，在接收方存储器中的 3 个片段被丢弃。过了一段时间，最后一个片段蹒跚而至。那么应该如何处置这个片段？

解答：对接收方而言，这是一个新的 IP 数据报的一部分，该数据报的其它部分还不得而知。收到的这个片段被

放在队列中，等待其余片段的到来。显然，在其余片段不可能到达的情况下，这个片段最终也会因超时而被丢弃。

- 9-08** 一个单位有一个 C 类网络 200.1.1。考虑到共有四个部门，准备划分子网。这四个部门内的主机数目分别是：A—72 台， B—35 台， C—20 台， D—18 台； 即共有 145 台主机。
- (a) 给出一种可能的子网掩码安排来完成划分任务
- (b) 如果部门 D 的主机数目增长到 34 台，那么该单位又该怎么做？

解答：(a) 每个部门分配一个子网，名义上部门 A、B、C、D 的子网大小分别是：
 2^7 (=128)， 2^6 (=64)， 2^5 (=32) 和 2^5 (=32)
IP 地址的最高位是 0 表示子网 A，最高两位是 10 表示子网 B，最高三位是 110 表示子网 C，最高三位是 111 表示子网 D。显然这里采用了可变长子网掩码，涉及 3 种子网掩码，分别是
255.255.255.128
255.255.255.192
255.255.255.224
(b) 给部门 A 分配两个子网 01 和 001，名义上分别是 64 个地址和 32 个地址，共 96 个地址；
部门 B 不变，仍然是 10，名义上大小为 64 个地址；
部门 C 改为 000，名义上大小是 32 个地址
部门 D 改为 11，名义上大小是 64 个地址。

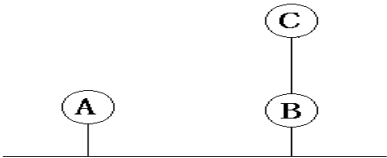
- 9-09** 让 ARP 登录项在 10-15 分钟后超时是进行合理的折中的一种尝试。试说明如果把超时值定得太小或太大可能引发的问题。

解答： 如果超时值太小，我们将给网络加载不必要的重复请求，直到收到对请求的应答才停止发送。

当一台主机的以太网地址改变时，例如由于网卡的更换，那么对于那些在其 ARP 缓存中仍维持该主机的旧的以太网地址的结点来说，该主机是不可达的。这显然是把超时值定得太大可能引发的问题。

10-15 分钟似乎是关闭主机、交换以太网卡和重引导所需要的最少时间量。对于太长超时值问题的一种可能的解决办法是自我 ARP，启动时在网路上对自己的 IP 地址做 ARP 查询广播，同时让其他主机在看到来自在缓存中已有登录项的主机的 ARP 请求时更新它们的缓存。然而这类措施并未普遍实行，所以需要有一个合理的 ARP 缓存超时的上限值作为备份途径。

- 9-10** 假定主机 A 和 B 在一个具有 C 类 IP 网络地址 200.0.0 的以太局域网。现在通过一条对 B 的直接连接把主机 C 附接到该网络。说明对于这种配制如何划分子网，并给出一种具体的样例子网地址分配。假定不可能提供额外的网络地址。这对以太局域网的大小会有什么影响？



解答： 考虑到路由选择，C 必须有自己的子网。尽管这个子网很小，但它也减少了原先的以太网可提供的主机数，现在主机号最多只能是 7 位二进制。下面给出的是主机 B 的一种可能的路由选择表，其中子网号和掩码的最后一个字节都用二进制表示。注意，有些地址不匹配这两个子网中的任何一个。

网络	子网	掩码	接口
200.0.0	0/0000000	1000 0000	以太网
200.0.0	100000/00	1111 1100	直接链路

9-11 在使用 ARP 的同一个以太网上，假定主机 A 和 B 被分配同一个 IP 地址，并且 B 在 A 之后启动。那么，这对于 A 的现有连接会有什么影响？试给出克服这一影响的一种措施。

解答：在 B 广播任何 ARP 询问之后，先前给 A 的物理地址发送的所有站都转为给 B 的物理地址发送。A 将看到所有到达的交通突然停止。为预防此类事件，A 可以有意地监视跟自己的 IP 地址有关的 ARP 广播，A 甚至可以紧随这样的广播做自己的 ARP 广播，以使流往自己的交通得以恢复。

如果 B 在启动时使用自我 ARP，它将收到一个应答，表明它的 IP 地址已被使用，这就意味着 B 在地址冲突问题解决之前不应该继续在网络上驻留。

9-12 下列附表是使用无类别域间路由选择（CIDR）的路由选择表，地址字节是用十六进制表示的。在 C4.50.0.0/12 中的“/12”表示开头有 12 个 1 的网络掩码，也就是 FF.F0.0.0。注意，最后三个登录项涵盖每一个地址，因此起到了缺省路由的作用。试指出具有下列目标地址的 IP 分组将被投递到哪一个下站地？

- (a) C4.5E.13.87
- (b) C4.5E.22.09
- (c) C3.41.80.02
- (d) 5E.43.91.12
- (e) C4.6D.31.2E
- (f) C4.6B.31.2E

解答：(a) 网络号 C4.5E.10.0/20（下一站地是 B）的第 3 字节可以用二进制表示成 0001 0000。

目标地址 C4.5E.13.87 的第 3 字节可以用二进制表示成 0001 0011，显然取 20 位掩码与网络号 C4.5E.10.0/20 相匹配，所以具有该目标地址的 IP 分组将被投递到下站地 B。

(b) 网络号 C4.50.0.0/12（下一站地是 A）的第 2 字节可以用二进制表示成 0101 0000。

目标地址 C4.5E.22.09 的第 2 字节可以用二进制表示成 0101 1110，显然取 12 位掩码与网络号 C4.50.0.0/12 相匹配，所以具有该目标地址的 IP 分组将被投递到下站地 A。

(c) 网络号 80.0.0.0/1（下一站地是 E）的第 1 字节可以用二进制表示成 1000 0000。

目标地址 C3.41.80.02 的第 1 字节可以用二进制表示成 1100 0011，显然取 1 位掩码与网络号 80.0.0.0/1 相匹配，所以具有该目标地址的 IP 分组将被投递到下站地 E。

(d) 网络号 40.0.0.0/2（下一站地是 F）的第 1 字节可以用二进制表示成 0100 0000。

目标地址 5E.43.91.12 的第 1 字节可以用二进制表示成 0101 1110，显然取 2 位掩码与网络号 40.0.0.0/2 相匹配，所以具有该目标地址的 IP 分组将被投递到下站地 F。

(e) 网络号 C4.60.0.0/12（下一站地是 C）的第 2 字节可以用二进制表示成 0110 0000。

目标地址 C4.6D.31.2E 的第 2 字节可以用二进制表示成 0110 1101，显然取 12 位掩码与网络号 C4.60.0.0/12 相匹配，所以具有该目标地址的 IP 分组将被投递到下站地 C。

(f) 网络号 C4.68.0.0/14（下一站地是 D）的第 2 字节可以用二进制表示成 0110 1000。

目标地址 C4.6B.31.2E 的第 2 字节可以用二进制表示成 0110 1011，显然取 14 位掩码与网络号 C4.68.0.0/14 相匹配，所以具有该目标地址的 IP 分组将被投递到下站地 D。

路由选择表

网络/掩码长度	下一站地
C4.50.0.0/12	A
C4.5E.10.0/20	B

C4.60.0.0/12	C
C4.68.0.0/14	D
80.0.0.0/1	E
40.0.0.0/2	F
00.0.0.0/2	G

10-01 什么是网络管理？网络管理的主要功能有哪些？

答：网络管理是遵守开放的网络系统的体系结构，并能够对不同厂商的软硬件产品进行管理。

网络管理的主要功能：

- (1)、故障管理：包括故障检测、故障定位和故障改正。
- (2)、配置管理：只有在有权配置整个网络时，才可能管理该网排除出现的问题。
- (3)、计费管理：大多数的实用管理系统中都没有实现此功能。
- (4)、性能管理：包括网络性能和系统性能，现在的实用系统都能管理网络性能，但他们一般都不能管理系统或应用程序的性能。
- (5)、安全管理：大多数的实用系统都能管理网络硬件的安全性能。

10-02 什么是 SNMP 网络管理模型？

答：SNMP 为简单网管协议，它已经成为网络管理领域中事实上的工业标准，并在企业网络中得到广泛支持和应用，大多数网络管理系统和平台都是基于 SNMP 的体系结构。SNMP 解决了不同厂商设备间的信息交换，支持开放的多厂商网络管理、实现简单、较易标准化，厂商也可以很自由地重构他们现有设备参数，建立网络管理信息库。综合 SNMP 和 RMON（远程监控）的管理技术，采用基于轮询的管理机制，管理者通过访问代理的 MIB。基于 SNMP 的代理/服务器网管方式称为 SNMP 网络管理模型。基于 SNMP 的代理/服务器网管方式也称为 SNMP 网络管理模型，由网络管理站（网络管理器）、被管网络设备（网络管理代理 agent）、被管网络信息库(management information base, MIB)以及 SNMP 协议组成。

10-03 SNMP 网络管理模型主要包含哪 3 部门？它们各自的作用是什么？

答：（1）、网管代理：被管设备可以有多个，每个被管设备通过代理或服务器向网络管理站汇报被管设备的运行状态和接受网络管理站来的操作指令，并完成相应的操作。

（2）、网络管理站：网络管理站或网管工作站是指具有下述功能的主机：①、运行简单网管协议（SNMP），②运行网管支持工具和网管应用软件，网络管理站至少有一台以上，它运行特殊的网络管理软件，以定时或动态地向被管设备发送请求信息，搜集各被管设备发送请求信息，搜集各被管设备的运行状态，完成用户所需要的各种网管功能，并以非常友好的图形界面提供给用户。

（3）、简单网管协议 SNMP：SNMP 协议用于网络管理站与被管设备的网管代理之间交互管理信息，网络管理站通过 SNMP 协议向被管设备的网管代理发出各种请求报文，网管代理则接受这些请求后完成相应的操作。

10-04 什么是网络安全体系？网络安全各个层次的关键技术是什么？

答：（1）、保障网络信息的保密性、完整性、网络服务可用性和可审查性，即要求网络保证其信息系统资源的完整性、准确性和有限的传播范围，并要求网络能向所有的用户有选择地及时提供各自应得到的网络服务。

（2）、网络安全各个层次的关键技术：

- ①、用户层安全：保护合法用户安全权限以及限制非法用户的不安全进入途径。
- ②、应用层安全：只有合法的用户才能够对特定的数据进行合法的操作。涉及两个方面的内容，一是应用程序对数据的合法访问授权；二是应用程序对用户的合法权限。
- ③、操作系统层安全：采用安全性较高的操作系统；对操作系统的安全配置；利用安全扫描系统检查操作系统的漏洞。
- ④、数据链路层安全：涉及到两个方面的内容，一是传输过程中的数据加密以及数据的修改；二是物理地址的盗用。
- ⑤、网络层安全：包括 3 个方面，一是 IP 协议本身的安全性；二是网管协议的安全性；网络交换设备的安全性。

10-05 网络安全与单机系统的安全有何不同？

答：首先，从范围上看，计算机网络应用范围很大，而单机只相当于一个点，它可能只是一台普通的 PC 机，不和外界放生任何关系，也可能是网络中的一点。其次，计算机网络安全性要求保障网络信息的保密性、完整性、网络服务可用性和可审查性，而单机的安全体系并不要求这些，网络安全是一项很复杂的技术，要求具有良好的实用性、可靠性以及保密性，还要防止计算机病毒的入侵或黑客的攻击，即使遇到这样的情况，也能保证系统的安全，这不仅要采用必要的网络安全设备，还要在操作系统的层面上进行合理规划、配置，避免因管理上的漏洞而给应用系统造成风险，单机系统安全技术相对简单，不需要太复杂技术。

10-06 防火墙能防什么？防不住什么？

答：1、防火墙是一个系统或系统组（包括硬件和软件），它在两个网络之间实施相应的访问控制策略。它置于两个网络之间，并具有如下特性：

- （1）、所有内部对外部的通信都必须通过防火墙，反之亦然；
- （2）、只有按安全策略所定义的授权，通信才允许通过；
- （3）、防火墙本身具有抗入侵能力。

2、虽然防火墙技术是在内部网与外部网之间实施安全防范的最佳选择，但也存在一定的局限性：

- （1）、不能完全防范外部刻意的人为攻击；
- （2）、不能防范内部用户攻击；
- （3）、不能防止内部用户因误操作而造成口令失密受到的攻击；
- （4）、很难防止病毒或者受病毒感染的文件的传输。

10-07 局域网安全措施方案是什么？

答：局域网的安全措施方案应从以下四个方面入手：

- （1）、充分利用网络操作系统提供的保密措施。
- （2）、加强数据库的信息保密防护。由于操作系统对数据库没有特殊的保密措施，而数据库的数据是以可读形式存储的。
- （3）、采用现代密码技术，加大保密强度。通过对数据进行加密，将重要秘密信息由明文变为密文。
- （4）、采用防火墙技术，防止局域网与外部网连通后秘密信息外泄。

10-08 试破译下面的密文诗。加密采用替代密码，使得 26 个字母（从 a 到 z）中的每一个用其他某个字母替代（注意，不是按序替代）。密文中无标点符号。空格未加密。

kfd ktbd fzm eubd kfd pzyiom mztz ku kzyg ur bzha kfthcm ur mfudm zhx
mftnm zhx mdzythc pzq ur ezsszcdm zhx gthcm zhx pfa kfd mdz tm sutythc
fuk zhx prfdkfdi ncm fzld pthcm sok pzck z stk kfd uamkdim eitdx sdruid
pd fzld uoi efzk rui mubd ur om zid uok ur sidz kf zhx zyy ur om zid rzk
hu foiia mztz kfd ezindhkdi kfda kfzhgdx ftb boef rui kfzk

答：单字母表是：

明文：a b c d e f g h i j k l m

密文：z s e x d r c f t g y b

明文：n o p q r s t u v w x y z

密文：h u n l m k o l p q a

根据该单字母表，可得到下列与本题中给出的单字母表密码对应的明文：

the time has come the walrus said to talk of many things
of shoes and ships and sealing wax of cabbages and kings
of why the sea is boiling hot and whether pigs have wings
but wait a bit the oysters cried before we have our chat
for some of us are out of breath and all of us are fat
no hurry said the carpenter they thanked him much for that

10-09 下面一段密文本来是连续的字串，只是为了便于阅读将它分成每五个一组。明文是一般计算机教科书中的一段话，因此也许有“computer”这个字出现。加密采用的是置换密码，明文中无空格，无标点符号。试破译之。

aaan cvlre rurnn dltme aeepb ytust iceat npmey iicgo gorch srsoc nntii
imiha oofpa gsvit tpsit lbolr otoex

答：明文是 “a digital computer is a machine that can solve problems for people by carrying out instructions given to it”
 密钥 6 个字母，例如 ABCDE，明文按行书写，从第 1 列开始按列生成密文如下：

A	B	C	D	E	F
a	d	i	g	i	t
a	l	c	o	m	p
u	t	e	r	i	s
a	m	a	c	h	i
n	e	t	h	a	t
c	a	n	s	o	l
v	e	p	r	o	b
l	e	m	s	f	o
r	p	e	o	p	l
e	b	y	c	a	r
r	y	i	n	g	o
u	t	i	n	s	t
r	u	c	t	i	o
n	s	g	i	v	e
n	t	o	i	t	x

10-10 常规密钥体制与公开密钥体制的特点各如何？各有何优缺点？

答：常规密钥体制的特点是加密密钥与解密密钥相同，加解密的双方使用相同的密钥。因此，在双方进行保密通信之前必须持有相同的密钥。而公开密钥体制的特点是加密密钥（即公开密钥）与解密密钥（即秘密密钥）不相同，解密密钥是保密的，但加密密钥、加密算法都是公开的，虽然解密密钥是由加密密钥决定的，但却不能根据加密密钥算出解密密钥。因此，在公开密钥体制下，通信双方持有不同的密钥的密钥。公开密钥算法有以下特点：

- ①用加密密钥 PK 对明文 X 加密后，再用解密密钥 SK 解密可得明文，即 $D_{SK}(E_{PK}(X))=X$ ，且加密和解密运算可以对调，即 $E_{PK}(D_{SK}(X))=X$ ；
- ②不能用加密密钥解密，即 $D_{PK}(E_{SK}(X)) \neq X$ ；
- ③在计算机上可以容易地产生成对的 PK 和 SK ；
- ④但从已知的 PK 不可能推导出 SK 。

（2）常规密钥体制分序列密码和分组密码两种体制，序列密码体制的优点是保密性决定于密钥的随机性，如果密钥是真正的随机数，在理论上是不可破的，但所需密钥量大得惊人，实际上很难满足；分组密码体制，将明文分成定长比特的数据组，一次变换一组，当给定一个密钥后，分组密码算法总是把明文分组变换成同样长度的密文组，分组密码的一个重要优点是不需要同步，在分组交换网中应用广泛。分组密码中最有名的是数据加密标准 DES。DES 的算法是公开的，其保密性仅取决于对密钥的保密性。

常规密钥体制的缺点：

- ①由于通信双方必须有相同的密钥，这就存在密钥分配问题。虽然采用高度安全的密钥分配中心可以实现密钥分配自动化，但使网络成本增加，性能降低。
- ②如果两个未见面的人要进行通信，必须事先协商密钥。
- ③难以实现数字签名。

公开密钥体制相对于常规密钥体制有以下优点：

- ①对于一个常规密钥体制，每对用户间都需要一个互不相同的密钥。这样， n 个用户的系统将需要 $n \times (n-1)/2$ 个密钥。随着用户数的增加，密钥数将迅速增加，测定和分配如此多的密钥是一个难题。同时，由于用户不可能记住如此多的密钥，如何维护已经分配的密钥并保证其安全也是一个严重的问题。而公开密钥体制，每个用户只要两个密钥，一个加密密钥，一个解密密钥，任何用户都可以用 A 的加密密钥（因是公开的）加密给 A 用户的报文。根据公开密钥的特点①和②知，除用户 A 能解密外，其他用户无法将其解密出来，因此任何用户都可以给用户 A 发送一份秘密报文，且报文是受到保护的，可以防止窃听者阅读。
- ②公开密钥算法比常规密钥算法更容易实现数字签名。

公开密钥体制的缺点：

- ①在公开密钥体制中，每个用户只要具有其他用户的公开密钥，就可以实现安全通信。其实不然，由于密钥更换、

增加和删除的频度很高，另外虽然公开密钥不需保密，但必须保证公开密钥的完整性，否则不能保证安全性，分配大量的公开密钥有保证其完整性是一项十分复杂的工作。

②公开密钥相当长，人工输入密钥相当麻烦且易出错。

因此，公开密钥体制仍需进行网内密钥分配。

10-11 链路加密与端到端加密各有何特点？各用在什么场合？

答：（1）链路加密是对网络的每条通信链路上传输的数据进行加密，一般使用不同的加密密钥，但在结点中数据却以明文形式出现。因此，链路加密有以下特点：

- ①能防止各种形式的通信量分析。这里是因为整个 PDU 被加密，掩盖了源、目的结点的地址，当结点间保持连续的密文序列时，还掩盖了 PDU 的频度和长度。
- ②链路加密不需传输额外的数据，不会降低网络的有效带宽。
- ③由于相邻结点之间具有相同的密钥，因而密钥管理容易实现。
- ④链路加密的功能由通信子网提供，加密在 1 或 2 层实现，所以链路加密对用户是透明的。
- ⑤由于报文在各结点进行加密和解密，在结点内以明文形式出现，要求各结点必须是安全三，否则将威胁整个网络的安全。因此，仅采用链路加密在网络互联的情况下，不能实现安全通信。
- ⑥链路加密不适应广播网络，因为广播网络没有明确的链路存在，若将整个 PDU 加密，将无法确定接收者和发送者。

（2）端到端加密在源、目的结点对被传送的 PDU 进行加密和解密，具有如下特点：

- ①端到端加密的层次选择有一定的灵活性，容易适合不同用户的要求，不仅适用互联网环境，也可用于广播网。这是因端到端加密的范围在通信子网之外，要在运输层或其以上层次实现。
- ②为了保证中间结点正确选择路由，不能对 PDU 的控制信息加密，因而，端到端加密容易受到通信量分析的攻击。
- ③由于各结点必须持有与其他结点相同的密钥，端到端加密需要在全网范围内对密钥进行管理和分配。

10-12 采用 DES 加密算法和加密分组链接的方法。在传输过程中，某一个密文分组 C_i 中的一个 0 变成了 1。试问：在对应的明文中会出现多少个错误？

答：DES 相当彻底地混合了一个分组中的位，因此在密文分组 C_i 中的单个位错将完全地破坏了明文分组 P_i 。此时在第 $i+1$ 个明文分组 P_{i+1} 中也将有一位错。然后，所有后随的明文分组都将是正确的。因此单个位错仅影响两个明文分组。

10-13 在上题中，若不是一个 0 变成了 1 而是在 C_i 中多出了一个 0。试分析明文中会出现什么样的错误？

答：由于多出的“0”将变成密文分组 C_{i+1} 的第 1 位，现在从 P_{i+1} 开始的每一个明文分组都是错误的，因为对异或操作的所有输入（ C_{i+1} ， C_{i+2} ， \dots ）都将是错误的。显然成帧错误要比单个位翻转的错误严重得多。

10-14 使用 RSA 公开密钥体制进行加密。设 $a=1$ ， $b=2$ ，等等。

（1）若 $p=7$ 而 $q=11$ ，试列出 5 个有效的 e 。

（2）若 $p=13$ ， $q=31$ ，而 $e=7$ ，问 d 是多少？

（3）若 $p=5$ ， $q=11$ ，而 $d=27$ ，试求 e ，并将“abcdefghij”进行加密。

答：（a） $p=7$ ， $q=11$ ， $z=(p-1) \times (q-1)=6 \times 10=60$

因此， d 是一个与 60 互为质数的数， d 的 5 个可能的值是 7，11，13，17 和 19。

（b） $p=13$ ， $q=31$ ， $d=7$ ， $z=12 \times 30=360$

$\therefore e \times d = 1 \pmod{z}$

$\therefore 7e = 1 \pmod{360}$

那么 $7e$ 可能是 361，721，1081，1441 等

用 7 去除这些数中的每一个，看哪一个可以被 7 整除。结果发现， $721 \div 7=103$

$\therefore e=103$

（c） $p=5$ ， $q=11$ ， $d=27$

$z=4 \times 10=40$ $n=5 \times 11=55$ $27e=1 \pmod{40}$

$27e$ 可能是 41，81，121 等

$\therefore 81$ 可以被 27 整除， $\therefore e=81 \div 27=3$

为加密 P ，我们使用 $C=P^3 \pmod{n}=P^3 \pmod{55}$ 。

对于 P=1 到 P=10（分别对应 abcdefghij）求得 C 分别等于 1，8，27，9，15，51，13，17，14 和 10

11-1、什么是模拟音频和数字音频？

参考答案：模拟音频是把机械振动转换成电信号，以模拟电压的幅度来表示声音的强弱。数字音频是把表示声音信号强弱的模拟电压用一系列数字表示，也就是说，把模拟量表示的音频信号转换成由许多 1 和 0 组成的二进制数的数字音频文件。

11-2、简述离散余弦变换（DCT）在数字图像数据压缩编码技术中的应用？

参考答案：离散余弦变换，在数字图像数据压缩编码技术中，可与最佳变换 K-L 变换媲美，因为 DCT 与 K-L 变换压缩性能和误差很接近，而 DCT 计算复杂度适中，又具有可分离特性，还有快速算法等特点，所以近年来在图像数据压缩中，采用离散余弦变换编码的方案很多，特别是 90 年代迅速崛起的计算机多媒体技术中，JPEG、MPEG、H.261 等压缩标准，都用到离散余弦变换编码进行数据压缩。

11-3、超文本系统的基本特性有哪些？

参考答案：① 超文本的数据库是由文本、声音、图形、图像类节点组成的网络。② 屏幕的窗口和数据中的节点是一一对应的，每个节点都有名字或标题在窗口显示。③ 十分容易地创建节点、连接新节点的链。可利用不同的编辑工具生成各种媒体文档，然后利用系统提供的写作工具生成节点，将节点加入到数据库中，用链接起来形成超文本数据库。④ 用户可对数据库进行浏览和查询。查询可以分为以下三种方式：

跟随链的走向，不断地打开诸窗口或按打开的路径历史地返回

利用已知的字符串关键字对部分或整个网络进行搜寻

具有良好的导航工具和导航能力

⑤ 具备良好的扩充功能。

11-4、多媒体计算机的发展趋势？

参考答案：① 进一步完善计算机支撑的协同工作环境（CSCW）。② 智能多媒体系统。③ 把多媒体信息实时处理和压缩编码算法集成到 CPU 芯片中。

11-5、什么是音频信息的数字化？

参考答案：音频信息的数字化是把模拟音频信号转换成有限个数字表示的离散序列的过程。

11-6、信源符号及其概率如下：

a	a1	a2	a3	a4	a5
p(a)	0.5	0.25	0.125	0.0625	0.0625

求其 Huffman 编码，信息熵及平均码长。

（由于答案不唯一，所以可以统一要求为：大概率符号赋予 0，小概率符号赋予 1，相同概率情况下上面的是 0，下面的是 1。）

参考答案：

a	a1	a2	a3	a4	a5
哈夫曼编码	0	10	110	1110	1111

信息熵 $H = -\sum P_i \log_2(p_i)$

$$= -(1/2 \log_2 1/2 + 1/4 \log_2 1/4 + 1/8 \log_2 1/8 + 1/16 \log_2 1/16 + 1/16 \log_2 1/16)$$

$$= 1/2 + 1/2 + 3/8 + 1/4 + 1/4$$

$$= 1 + 7/8 = 1.875 \text{ bit/字符}$$

a1~a5 码长分别为 1，2，3，4，4；

则平均码长 $N = \sum P_i L_i = 1/2 \times 1 + 1/4 \times 2 + 1/8 \times 3 + 1/16 \times 4 + 1/16 \times 4 = 1.875 \text{ bit/字符}$

11-7、将多媒体和通信功能集成 CPU 芯片内的设计目标和方案是哪些？

参考答案：将多媒体和通信功能集成 CPU 芯片内，是以通用 CPU 计算功能为主，融合多媒体和通信功能。它们的设计目标是与现有计算机系列兼容，融合多媒体和通信功能，主要用在多媒体计算机中。一种方案是采用标量处理器（Scalar Engine）和向量处理器（Vector Engine）或称阵列处理器（Array Processor）或者是 CPU 和 DSP（数字信号处理器相结合的方法，设计全新结构的 CPU。它们的典型产品是 Motorola 公司的 Phenix 芯

片。它是把 Power PC 的扩充核（标量处理器-Scalar Engine）和向量处理器（Vector Engine），集成在一个芯片中称为向量通信处理器（VEComP701）。另一种方案是在原有 CPU 基础上扩充多媒体和通信的功能，它们的代表产品是 Sun 公司的 Ultra SPARC- I 和 II，Cyrix Multimedia 586、HP 公司的 MAX-2 及 Intel 公司的 MMX 技术。

11-8、超文本与超媒体系统中的数据库层与传统的数据库有什么不同？

参考答案：超文本与超媒体系统中的数据库层，是模型中的最低层，比普通的数据库管理系统更为简单，用于处理所有信息存储中的传统问题。如存储分配管理、缓冲区调度、存储控制等等。其基本功能是对节点和链等的基本信息进行存储，管理和访问，并保证这些操作对于高层的超文本抽象机层来说是透明的，即无论高层访问的信息是存储在本地或远地，是存储在一台计算机中还是存储在多台计算机中，数据库层都能保证正确地存储。

超文本与超媒体系统中数据库，由于具有多媒体数据所以信息量很大，因此用到大容量的存储技术，如大容量的磁盘、光盘等。而传统的数据库信息量没有那么大，而且信息量比较单一，一般都是文档或数据等。但是在超文本与超媒体的数据库层的设计中也用到了大量的传统数据库的思想方法。

12-1 请说明漏桶算法为什么每个滴答时间允许一个分组进入网络，而不考虑分组的大小。

解答：原始漏桶算法很简单。漏桶由一个有限队列构成。当分组到达时，如果队列未满，将其加到队尾；否则丢弃它。每个时钟节拍发送一个分组（除非队列为空）。

通常计算机能够以很高的速率产生数据，网络也可以用同样的速率运行。然而，路由器却只能在短时间内以同样高的速率处理数据。对于排在队列中的一个分组，不管它有多大，路由器必须做大约相同份量的工作。显然，处理 10 个 100 字节长的分组所做的工作要比处理 1 个 1000 字节长的分组所做的工作多得多。

12-2 一个 ATM 网络使用令牌漏桶方案管制交通。每 5 微秒钟放入漏桶一个新的令牌。试问最大的可持续的净数据速率（即不包括头位）是多少？

解答：在令牌漏桶算法中，漏桶可以保留令牌。由一个时钟每隔 ΔT 秒生成一个令牌，每传送一个分组，就必须得到和消耗一个令牌。例如对于一个保留着 3 个令牌的桶，如果有 5 个分组等着传送，那么 5 个分组中的 3 个可以被立即传送出去，但其余 2 个必须等待新令牌的生成。

每 5 微妙产生 1 个令牌，1 秒= 10^6 微妙，1 秒钟可以发送 2×10^5 个信元。每个信元含有 48 个数据字节，即 $8 \times 48 = 384$ 个比特。 $384 \times 2 \times 10^5 = 76.8 \times 10^6 \text{ bps}$

所以，最大的可持续的净数据速率为 76.8Mbps。

12-3 在一个 6Mbps 网络上的一台计算机受到令牌漏桶的交通管制。假定令牌填入速率为 1Mbps，开始时漏桶装满的容量是 8M 位。那么，计算机可以用完全速率 6Mbps 发送多长时间？

解答：本题乍看起来，似乎以 6Mbps 速率发送用 4/3 秒时间可以取完桶内 8M 位的数据，使漏桶变空。然而，这样回答是错误的，因为在这期间，已有更多的令牌到达。正确的答案应该使用公式 $S = C / (M - P)$ ，这里的 S 表示以秒计量的突发时间长度，M 表示以每秒字节计量的最大输出速率，C 表示以字节计的桶的容量，P 表示以每秒字节计量的令牌到达速率。用 $C = 8 \times 10^6 \div 8 = 10^6$ ， $M = 6 \times 10^6 \div 8$ ， $P = 1 \times 10^6 \div 8$ 代入公式得到

$$S = \frac{10^6}{6 \times 10^6 \div 8 - 1 \times 10^6 \div 8} = 1.6 \text{ (秒)}$$

因此，计算机可以用完全速率 6Mbps 发送 1.6 秒的时间。