***第四章：网络层***

**4.1概述** 作用：将报文段从发送主机传送到接收主机。(网络层分组：数据报)

重要功能：转发、路由选择、连接建立（仅存在于某些网络架构中,也是握手）。

转发是将分组从一个输入链路接口转移到适当的输出链路接口的路由器本地动作（通过转发表，路由选择算法决定插入路由器的转发表值;由路由器接收路由选择协议报文来配置转发表）。路由选择是指网络范围的过程，以决定分组从源到目的地所采取的端到端路径(路由选择协议，路由选择算法是分布式或集中式)。分组交换机是指一台通用分组交换设备，它根据分组首部字段中的值，从输入链路接口道输出链路接口转移分组。某些称为链路层交换机（基于链路层字段），其他称为路由器（基于网络层字段）。网络服务模型定义了分组在发送与接收主机之间端到端传输特性。提供的服务：（对分组）确保交付、具有时延上界的确保交付。（对分组流）有序分组交付、保证最小带宽(低于特定比特率的传输不会丢失，且保证速率/时延)、保证最大时延抖动（两个相继分组发送时间间隔和接受时间间隔的最大差异）、安全性服务(秘密会话密钥来加密数据报;数据完整性、源鉴别服务) 因特网：尽力而为服务；ATM CBR:恒定比特率(电话，端到端时延、时延抖动、丢失、推迟交付比率都有保证，恒定速率，无丢包，有序，定时维护，无拥塞)ATM ABR:可用比特率，保证最小速率，有序，提供拥塞指示 **4.2虚电路和数据报网络** 网络层与运输层(无)连接服务差异:主机间/进程间;网络层不同时提供连接和无连接服务(二选一)虚电路(VC)网络(如ATM，帧中继)：提供网络层面向连接服务。虚电路包含：1.从源到目的主机的端到端路径。2. VC号,途经该路径每段链路的一个虚电路号(用于区分经过该链路的不同虚电路，仅有本地意义)3.沿途每个路由器中的转发表项（进入端口，进入VC号，输出端口，输出VC号）每条链路不保持相同VC号原因:1.减少分组首部VC字段长度2.每条链路可有不同VC号,即可独立于其他链路选择号码,简化了虚电路建立 虚电路三阶段:虚电路建立:决定路径,为链路分配VC号,填写转发表,预留路径资源(如带宽); 数据传送:基于入接口与入VC号决定出接口与出VC号;虚电路拆除:删除路径路由中的转发表 注:沿两端系统间路径上路由器都要参与虚电路建立，且每台路由器都完全知道经过它的所有链路(而运输层连接建立仅涉及两个端系统) 信令报文：专门用于建立,维护,拆除虚电路的控制报文（含修改路由器表中连接状态） 信令协议：交换信令报文的协议 数据报网络：提供网络层无连接服务。（因特网是数据报网络）特点：1.分组携带目的主机地址，路由器按目的地址转发分组2.路由器中的转发表记录目的地址到输出链路的映射（**采用最长前缀匹配**）3.转发表被选择路由算法修改，1-5min更新1次4.同一对主机之间传输的分组可能走不同的路径，从而可能重排序 数据报网络只提供最小服务的好处：1.可运行在各种链路层之上 2.增加新服务只涉及终端。 **4.3路由器工作原理** 路由器功能：选路：运行选路协议，计算转发表。转发：依据转发表，从输入链路到输出链路转发数据报（也称为交换）。转发数据平面(硬件):输入端口：将一条输入的物理链路与路由器相连接,与位于入链路远端的数据链路层交互 查表：每个输入端口都有转发表的影子副本(通过独立总线从路由选择处理器复制到输入线路卡)，查表仅在本地进行,决定输出端口;快速查找算法,DRAM,SRAM,TCAM(三态内容可寻址存储器)排队: 当交换结构阻塞时，分组需在此排队。转发：将分组从输入端口转移到输出端口（也称交换）,具体方式与交换结构有关;控制分组(带路由选择协议信息，从输入端口转发到路由选择处理器);其他动作:物理层链路层处理；检查分组版本号，检验和，寿命字段，重写后两个字段；更新用于网络管理的计数器。交换结构：经内存交换：分组从输入端口复制到内存，再复制到输出端口缓存.传统路由器：选路、转发都由CPU完成，输入端口发出中断信号。现代路由器：输入端口将一个包放入内存，其接口硬件通过控制器发送一个消息，给出包在内存中的存放地址，输出端口从指定的内存位置读取包，发回响应消息（性能和代价取决于存储接口数目，仅适合小容量系统）。经总线交换：交换结构中的总线包括地址线、数据线和控制线；每个输入和输出端口都有一个接口硬件连接到总线上，每个端口被分配一个唯一的地址（内部标签）；总线协议防止多个端口同时传输，比如采用时分多路复用：各个输入端口在总线上轮流广播分组，分组中携带输出端口的地址；各个输出端口使用地址过滤器检查分组地址，仅将发给本端口的分组缓存起来；除了一个分组占用总线其他必须等待。经互联网络交换：在输入端口与输出端口间建立内部专用电路（如纵横式交换机），多对端口间可以并行传输(但同一输出端口一次只能有一个)。分阻塞型与非阻塞型两种，阻塞型互联网络会产生阻塞。先进设计：将分组划分成固定长度的信元（cell）送入交换结构，离开交换结构后再组装成分组。输出端口功能：网络层处理：1、组装：若需要，将交换结构输出的信元组装成分组。2、排队：若输出端口来不及发送，分组在此排队。3、调度：若有多个等待队列，选择一个队头分组发送。链路层处理：执行链路层协议，封装。物理层处理：将比特流转换成物理信号。管理控制平面(软件):路由选择处理器:执行路由选择协议;维护路由选择表以及连接的链路状态信息;为路由器计算转发表;执行网络管理.网络范围的路由选择控制平面因此是分布式的，即不同部分（例如路由选择算法）执行在不同的路由器上并且通过彼此发送控制报文进行交互。因特网路由器和路由选择算法是以这种方式运行的 排队与丢包：1、***排队的位置和程度***（或者在输入端口排队，或者在输出端口排队）将取决于流量负载、交换结构的相对速率和线路速率。当交换结构不能及时将输入端口的分组转移到输出端口，输入端口处形成排队。带来的问题：**队头阻塞(HOL,线路前部阻塞)**: 队头分组阻塞其后分组的转发。丢包：当输入队列溢出时，发生丢包。当交换结构速率至少为端口速率的n倍时（n为输入端口数量），可以消除输入端口的排队，但路由器成本提高了。2、多个输入端口同时向一个输出端口发送时，在输出端口形成排队，需分组调度程序(FCFS,WFQ(加权公平排队))。***设置多大的输出队列***是一个问题：增大输出队列：可以减少丢包的发生，但会增加内存消耗，并增大分组延迟（延迟太大的分组最终被重传，浪费资源）；输出队列并不是越长越好！分组丢弃策略：**弃尾（drop-tail）**：队列满时，丢弃到达的分组。**主动队列管理(AQM)**：在队列满之前就开始丢弃(或首部加标记)分组，如RED(随机早期检测)算法：设计为和TCP拥塞控制机制一起使用,路由器在每个端口上维护输出队列的平均长度： ,当平均队列长度达到第一个阈值时，按照丢弃概率p丢弃到来的分组。当平均队列长度达到第二个阈值时，丢弃每一个到达的分组。概率p是平均队列长度和上一次丢弃距当前时间的函数，分组队列长度越大，丢弃间隔越大，p也越大。 ***4.4网际协议：因特网中的转发和编址：***因特网编址和转发是***网际协议(IP)的重要组件***。***因特网的网络层有三个主要组件***：IP协议；路由选择部分,决定数据报从源到目的地所流经的路径，算出转发表；报告数据报中的差错和对某些网络层信息请求进行响应的设施，因特网里是***因特网控制报文协议(ICMP)***。**数据报格式：**网络层分组被称为***数据报***。***IPv4数据报中的关键字段如下：•版本号***。***•首部长度***（占4bit;字节为单位）IPv4 数据报可包含一些可变数址的选项；大多数IP数据报不包含选项，一般的IP数据报具有20字节的首部。***•服务类型***。***•数据报长度***（以字节为单位）总长度（*首部加上数据*），该字段长16比特，IP数据报的理论最大长度65535字节。***•标识、标志、片偏移***这三个字段与分片有关。***•寿命(TTL)***用来确保数据报不会永远（如由于长时间的路由选择环路）在网络中循环，每当数据报由一台路由器处理时，该字段的值减l；TTL字段减为0,该数据报丢弃。***•上层协议***到达其最终目的地才会有用；指示了数据报的数据部分应交给哪个特定的运输层协议；例如，值为6交给TCP,而值为17交给UDP；类似多路分解。***•首部检验和。***是这样计算的：将首部中的每2个字节当作一个数，对这些数求和（最高位回卷），该和的反码（所有位取反，被称为因特网检验和）存放在检验和字段中；路由器要对每个收到的IP数据报计算其首部检验和，不一致则检测出是个差错，一般会丢弃；注意到在每台路由器上必须重新计算检验和并再次存放到原处，因为TTL字段以及可能的选项字段会改变。***为什么TCP/IP 在运输层与网络层都执行差错检测：***在IP层只对IP首部计算了检验和，TCP/UDP检验和是对整个TCP/UDP报文段进行的；TCP/UDP与IP不一定都必须属于同一个协议栈；原则上TCP能运行在一个不同的协议（如ATM)上，而IP能够携带不一定要传递给TCP/UDP的数据。***•源和目的IP地址。•选项。•数据（有效栽荷）。***如果数据报承载一个TCP报文段，则每个（无分片的）数据报共承载了总长40字节的首部(20字节的IP首部加上20字节的TCP首部）以及应用层报文。***IP数据报分片***链路层帧能承载的最大数据字节数称为MTU(最大传送单元)，不同类型的链路可能具有不同的MTU。传输过程中，***较大的IP数据报可以被分片***：将数据报载荷划分为若干较小的数据块，每个数据块封装成一个独立的数据报传输。数据报在传输的过程中可以被多次分片，但仅在目的端系统上而非路由器重组。***分片的报头***取自原始数据报；与分片有关的字段：***标识ID：***每个分片必须携带与原始数据报相同的标识；***偏移量：***指示分片中的数据在原始数据报载荷中的位置；***标志位：***MF（more fragments）：最后一个分片的MF=0，其余分片的MF=1；DF（don’t fragment）：DF=1表示不允许对数据报分片；分片报头中的***以下字段需要修改：***总长度，偏移量，MF，头部检查和。由于偏移量只有13比特，除最后一个分片外，其余分片的数据长度应为8字节的整倍数，假设原始数据报的报头长度为H，则分片的数据长度N应为满足以下条件的最大整数：N ≦ MTU – H，N为8的倍数。***数据报分片的处理过程：***根据报头长度H和输出线路的MTU，确定分片的最大数据长度N；将数据报的载荷划分成长度为N的若干数据块（最后一个数据块可能不足N字节）；将原始报头加到每一个数据块的前面，修改报头中的以下字段：总长度 ＝ H + 数据块长度，最后一个报头的MF位置0，其余报头的MF位置1，偏移量＝数据块在原始数据报**有效载荷**中的第一个字节序号/8，计算头部检查和。***重组：***将收到的分片重新组装成原始数据报的过程称为重组，重组在目的主机中进行：收集分片：目的主机使用 <源IP地址，标识> 确定属于同一个数据报的分片；利用最后一个分片计算原始数据报长度：原始数据报长度=偏移量×8 + 分片总长度；组装：将各分片中的数据块按照其在原始数据报载荷中的偏移量重组。***分片的问题：***分片的开销：降低了路由器的吞吐量；消耗了目的主机的资源，每个重组的数据报需要一个重组缓冲区和一个重组定时器；使得系统更为复杂。针对分片的DoS攻击：攻击者发送一系列奇怪的分片，消耗目的主机的资源。***IPv6取消了路由器分片的功能：***源主机发送探测报文，确定路径上的最小MTU；源主机构造的数据报大小不超过最小MTU；路由器丢弃超大的数据报，并发送错误报告。**IPv4编址：*接口interface:***主机/路由器与物理链路的边界；路由器有多个接口，主机通常只有一个接口。***IP address:***每个网络接口对应一个IP地址，IP地址是32位二进制数，点分十进制数表示(193.32.216.9)。***分类编址（早期）：***A类8bit（第一位0）子网地址+24bit网内地址，B类16bit（前两位10）+16bit，C类24bit（110）+8bit，D类（1110）+广播地址，E类（1111）+保留后续使用。***单播地址结构：***单播地址除类别标识外，其余比特被划分成*网络号*和*主机号两部分*：网络号：标识一个物理网络；主机号：标识该物理网络上的一个网络接口；同一个物理网络上的网络接口，它们的IP地址具有相同的网络号。***地址分配：***因特网中的每个接口必须具有唯一的IP地址，为在因特网范围内保证IP地址的全局唯一性：*网络号*由ICANN统一分配，*主机号*由网络管理员统一分配；建立私有网络的组织可以自己选择网络号，但同样必须保证每个网络号在私有网络内的唯一性。***特殊的地址：***全0或全1的网络号及主机号是特殊地址，从不分配给特定的网络接口：网络号有效、主机号全为0的地址：保留给网络本身。网络号有效、主机号全为1的地址：保留作为定向广播，即在网络号指定的网络中广播（仅用作目的地址）。32位全1的地址：本地广播地址，表示仅在发送节点所在的网络中广播（仅用作目的地址）。32位全0的地址：指示本机（仅用作源地址）。网络号为0、主机号有效的地址：指代本网中的主机。形如127.xx.yy.xx的地址：保留作为回路测试，发送到这个地址的分组不输出到线路上，而是送回内部的接收端。***网络数量与地址数量：接口地址数：***A类地址：2^24-2 = 16777214；B类地址：2^16-2 = 65534；C类地址：2^8-2 = 254。***地址的个数：***A类地址：2^7-2 = 126；B类地址：2^14-2 = 16382；C类地址：2^21-2 = 2097152。***子网（subnet）：***具有相同子网地址、不需要通过路由器就可以相互到达的网络接口构成一个子网。***子网编址：***从概念上说，引入子网仅略微改变了IP地址的解释：主机号被进一步划分成子网号和主机号两部分；子网号标识网络内的一个子网，主机号标识子网中的一个网络接口；管理员可以根据需要，如子网的数量和规模，选择合适的子网号长度。***子网掩码：***用于指示IP地址中子网号与主机号的边界：子网掩码是一个32比特的数，其中对应主机号的比特为0，其余比特为1；子网掩码也采用点分十进制表示，如255.255.252.0；***如何从IP地址中获取子网地址？***将IP地址与子网掩码做“与”运算，例如：128.10.1.1 AND 255.255.255.0 = 128.10.1.0，或者一般就写成128.10.1.0/24(24表示子网地址是左边24bit)***子网掩码将IP地址划分为两部分:***子网地址：对应子网掩码中“1”的部分；主机地址：对应子网掩码中“0”的部分。***如何确定子网？***将网络接口与主机/路由器分开，形成一些分离的网络岛，每个网络岛就是一个子网。路由器的每个端口连接一个子网，不同的端口连接不同的子网。路由器是在子网之间转发数据包的设备。子网内部通信不需要通过路由器，子网之间通信必须通过路由器。***网络层转发数据报的两种情形：***直接交付：节点（源主机或目的路由器）将数据包直接发送给目的主机（不需要其它路由器转发）；间接交付：节点将数据包转发给一个路由器去处理。***如何判断使用直接交付还是间接交付？***直接交付：数据包的目的地址与节点的某一端口在同一个子网中；间接交付：数据包的目的地址不与节点的任何一个端口在同一个子网中。***间接交付的实现：***节点查找转发表，将数据包发送给下一个路由器。***直接交付的实现：***第五章。***转发表：***记录目的地址到输出端口的映射；取决于目的地址类型的不同，有***三类转发表项：***目的地址是一个***子网地址***，称***地址前缀表项***；目的地址是一个***特定的网络接口地址***，称特定主机表项；缺省项：不匹配所有其它表项的地址，这些地址被映射到一个***默认的***路由器端口。***IP采用逐跳选路：***每个转发表项只记录去往目的地址的下一跳信息（下一个要到达的路由器端口），而不是一条完整的端到端路由。***每个转发表项包括：目的地址/掩码、下一跳地址、输出端口等。***下一跳地址必须与输出端口在同一个子网中（不需要通过其它路由器就可以直接到达）。***IP数据报的转发过程（主机/路由器）：***从数据报中提取目的IP地址D，利用子网掩码计算地址前缀N；if D与自己的任何一个IP地址匹配（本节点是数据报的目的节点）then 将数据包交给protocol域指定的协议实体处理elseif N与自己的任何一个直连网络的地址匹配（直接交付）then通过该直连网络把数据包直接交付到目的节点D elseif表中包含到D的特定主机表项then把数据包发送到表中指定的下一跳elseif表中包含到N的一个地址前缀表项then把数据包发送到表中指定的下一跳elseif表中包含一个缺省项then把数据包发送到表中指定的默认路由器端口else宣告选路出错，向数据包的源地址发送一条错误报告消息（ICMP)。***分类编址的缺点：***只能按照三种固定的大小分配地址空间，地址浪费严重；转发表必须记录每个已分配的网络，转发表规模爆炸式增长。***CIDR（无类别域间路由选择）：a,b,c,d/x形式。***按照实际需要的地址数量分配地址空间，提高地址使用效率；允许将若干条转发表项进行聚合，减小转发表规模。***按照实际需要分配地址：***若一个网络需要2000个地址，可为其分配一个具有2048个连续地址的地址块。这些地址的前21位必须相同，从而可将其看成是一个具有21位子网地址的网络。***CIDR地址分配的原则：***地址块的长度L必须是2的幂次；所有地址的前（32-log\_2\_L）位必须相同。***网络地址的表示方法：***用***掩码***指示***网络地址***的长度，如194.24.0.0，255.255.248.0；用“/长度”指示***子网地址***的长度，如194.24.0.0/21。***机构如何获得网络地址？***机构通常从ISP(互联网服务提供商)的地址空间中分配地址。而ISP由ICANN(因特网名字和编号分配机构)分配IP地址。***地址聚合/路由聚合/路由摘要：***转发表中符合以下条件的若干个表项可以合并成一个表项：这些表项的目的地址可以聚合成一个前缀更短的地址；这些表项使用相同的下一跳,eg:200.23.16.0/23和200.23.18.0/23 聚合为200.23.16.0/20。地址聚合的过程可以***递归进行。若个别表项不满足路由聚合的条件：***仍然可以在转发表中给出一条聚合表项；***同时***给出不能被聚合的表项；***最长前缀匹配：***在所有匹配的路由表项中，选择前缀最长的表项。***查找转发表：使用分类地址：***转发表分为A、B、C三张表，分别记录A、B、C三类地址的转发表项，用哈希表组织；路由器收到数据报后：根据目的地址的类型确定要查找的转发表，根据目的地址的类型提取网络地址，用网络地址在相应的转发表中进行哈希查找（精确匹配）。***采用CIDR后出现的问题：为与某个转发表项 Dest\_addr/prefix\_len进行匹配运算：***路由器需要先从表项中读出地址掩码（或prefix-len值），计算包的目的地址前缀（用地址掩码和包的目的地址相与），与Dest\_addr的地址前缀（Dest\_addr与地址掩码相与）进行比较；***引入的问题：***地址前缀的长度prefix\_len可以是任意值，Prefix\_len无法从地址本身得到，只能从转发表项中得到，必须从所有匹配的表项中选择前缀最长的表项。在大规模转发表中进行***快速查找***是一个难题（已经解决）。***主机/路由器如何获得IP地址？路由器：***管理员手工配置路由器各个接口的IP地址。***主机：***管理员手工配置主机IP地址，服务器通常采用这种方法；主机使用***动态主机配置协议DHCP***获取IP地址、子网掩码、第一跳路由器地址(默认网关)、本地DNS服务器等配置信息。***使用DHCP的好处：***免去手工配置的麻烦（即插即用）；可用少量的IP地址服务较多的客户（地址重用）。***DHCP目标：***允许主机加入网络时自动获取配置信息。DHCP是一个***客户/服务器模式***的应用协议，***子网中***应有一个DHCP服务器或一个DHCP中继代理(路由器)。***DHCP为主机发现新IP地址的四个步骤：1.***主机广播DHCP发现报文（src:0.0.0.0,68 \dest:255.255.255.255,67 \yiaddr:0.0.0.0 \transaction ID:654），寻找子网中的DHCP服务器；2. DHCP服务器用DHCP提供报文（src:223.1.2.5,67 \dest:255.255.255.255,68\yiaddrr:223.1.2.4\transactionID:654\Lifetime:3600secs）进行响应，报文包含发现报文的transaction Id,推荐的IP地址及IP地址租用期网络掩码3. 主机用DHCP请求报文（src:0.0.0.0,68 \dest:255.255.255.255,67 \yiaddrr:223.1.2.4 \transaction ID:655\DHCP server ID \Lifetime:3600 secs）请求IP地址，主机*选择一个*DHCP服务器，向其请求IP地址；4. DHCP服务器用“DHCP ack”报文（src:223.1.2.5,67 \dest:255.255.255.255,68 \yiaddrr:223.1.2.4 \transaction ID:655 \Lifetime:3600 secs）发送IP地址，服务器响应客户的请求，证实所要求的参数；DHCP服务器使用UDP端口67，客户使用UDP端口68。***DHCP不足之处：***从移动性角度看，结点移动时，不能维持与远程应用之间的TCP连接。***网络地址转换（NAT）：Motivation:***使用一个公用IP地址支持许多用户同时上网，仅为公共可访问的节点分配公用IP地址（减少需要的公用IP地址数），网络内部节点对外是不可见的（安全考虑）。地址空间10.0.0.0/8用于家庭网络等专用网络或具有专用地址的***地域***。***NAT实现：外出的数据报:***将数据报中的（源IP地址，源端口号）替换为（NAT IP地址（不变），NAT端口号（不断分配））***NAT转换表***：记录每个（源IP地址，源端口号）与（NAT IP地址，NAT端口号）的转换关系；***进入的数据报***:取出数据报中的（目的IP地址，目的端口号）查找NAT转换表，然后用转换表中对应的（IP地址，端口号）进行替换。***16比特端口号:允许一个NAT IP地址同时支持65535个对外连接。NAT的使用有争议:***路由器应当只处理三层以下的包头（端口号应用于进程编址，在传输层，不应该用）；违反端到端原则（节点介入修改IP地址和端口号）。***NAT妨碍P2P应用：***NAT只允许内部主动发起的通信，位于NAT后面的主机对外是不可见的；但P2P应用要求任何对等方可以向任何其它（参与的）对等方发起通信（解决方案是利用中间对等方实现NAR穿越）。***使用UPnP实现NAT穿越：***假设主机在端口3345上运行一个BT程序：BT程序请求NAT产生一个“洞”，将<10.0.0.1,3345>映射到<138.76.29.7,5001>上；BT程序向追踪器通告它在<138.76.29.7,5001>上可用；其它主机通过追踪器可以看到该主机，并能向<138.76.29.7, 5001>发起TCP连接；NAT将<138.76.29.7,5001>上收到的SYN包转发给主机。***使用中继服务器实现NAT穿越：***在Skype中使用：NAT后面的服务器与中继器建立连接，外部客户与中继器建立连接，中继器在两个连接之间转发分组。**因特网控制报文协议：**主机或路由器使用***ICMP协议***传递网络层上的一些信息。ICMP报文有***询问和错误报告两类***：询问：用来请求一些信息，通常采用请求-响应模式交互；错误报告：发现错误的节点向源节点报告错误信息，不需响应。***ICMP与IP的关系：***ICMP报文被封装在IP包中传输：这是因为ICMP报文可能需要经过几个网络才能到达源节点；ICMP通常被认为是IP协议的一部分，因为IP协议使用ICMP向源节点发送错误报告。***ICMP报文格式：*type**(类型字段)：报文类型，共定义了15种；**code**(编码字段)：对某类报文作进一步的区分；**Checksum**：ICMP报文的检查和；**内容**：与报文类型有关，报告错误的ICMP报文包含触发该错误的数据报的头部和前8个数据字节。***Ping与ICMP：***Ping利用ICMP报文测试目的主机是否活跃，以及去往目的主机的路径是否正常：源主机发送Type=8，Code=0的Echo Request报文；若目的主机收到，发送Type=0，Code=0的Echo Response(回显回答)报文；源主机计算RTT，并报告；若源主机连续几次超时（收不到Echo Response），向调用者报告目的不可达。***ICMP源抑制报文***。***Traceroute与ICMP：***Traceroute测试到达目的主机的路由（经过的路由器）：源主机的Traceroute程序向目的主机发送一个Echo Request报文（包含了一个具有不可达端口号的UDP报文段），IP报头的TTL设为1；第一跳路由器对TTL减1，发现TTL变为0，向源主机发送一个TTL expired报文（IP报头中有路由器的IP地址）；Traceroute记录第一跳路由器的IP地址，然后向目的主机发送第二个Echo Request报文，IP报头的TTL设为2；若收到第二跳路由器的TTL expired报文，记录第二跳路由器的IP地址；接着发送一个TTL为3的Echo Request报文；该过程不断重复，直至收到目的主机的Echo Response报文（该目的主机向源发送一个端口不可达的ICMP报文）。**IPv6：*最初的动机：***IPv4地址将很快耗尽；***进一步的动机：***简化头部格式，加快数据报处理和转发；支持服务质量；支持多播；支持移动性；增强安全性。IPv6与IPv4不兼容，但与其它所有因特网协议都兼容。***IPv6地址：***128位，使用冒号十六进制表示，每16位以十六进制的形式写成一组，组之间用冒号分隔，如“8000: 0: 0: 0: 0123: 4567: 89AB: CDEF”；***地址表示的零压缩技术：***可将连续的多组0压缩为一对冒号，如以上地址可表示为：“8000:: 0123: 4567: 89AB: CDEF”。IPv6定义了***三种地址类型：***单播地址：一个特定的网络接口；多播地址：一组网络接口；任播地址（anycast）：一组网络接口中的任意一个（通常是最近的一个）。***IPv6数据报格式：***以一个40字节的**基本头**开始，后面跟零个或多个**扩展头**，然后是数据；包含**字段**：***版本***(4bit)、***流量类型(***traffic class,8bit)、***流标签***(20bit)、***有效载荷长度***(16bit,标识40字节首部后面的字节数量)、***下一个首部***(交付给哪个协议UDP/TCP/选项字段)、***跳限制***(同TTL)、***源地址和目的地址***、***数据***。***PRI（或traffic class）：作用：***发送方在该域定义数据报的优先级，路由器发现网络拥塞时，按优先级从低到高的顺序丢弃包。***IPv6将网络流量划分为两大类：受拥塞控制的流：***非实时流属于这一类，优先级0～7，按照重要性及用户体验设定；***不受拥塞控制的流：***实时多媒体流属于这一类，优先级8～15，尚无标准，可以按照用户要求的服务质量等级定义。***流（flow）：***流是具有相同传输特性（源/目的、优先级、选项等）、并要求相同处理（使用相同的路径和资源、具有相同的服务质量和安全要求等）的一系列数据包；流由源地址和流标签（flow label）唯一标识；流标签由发送方分配，不支持流的节点忽略该域；支持流的路由器维护一张***流表（flow table）***，记录每一个流需要的处理；收到数据包后，根据源地址和流标签查找流表，进行相应的处理；流的引入使得IPv6具备了对数据包进行区分处理的能力。***IPv6包格式：***与IPv4固定头相比，IPv6的基本头中***去掉了以下一些字段：***选项：IPv6的基本头总是40字节长（但可以通过“下一个首部”）；与分片相关的字段(分片/重装)：IPv6路由器不负责分片；首部校验和：计算校验和太花时间，现在的网络非常可靠，并且链路层和传输层上往往又都有校验和。IPv6基本头中***增加了：***流标签：支持对数据包区分处理；改变了以下字段的作用：Type of Service：代之以Traffic Class；总长度：代之以载荷长度；Protocol：代之以Next header，允许任意扩展选项。***ICMPv6：***ICMPv6合并了IPv4中的ARP和IGMP，并取消了RARP（该协议的功能已被其它协议取代），ICMPv6仍然使用差错报告和查询两类报文；为IPv6增加了新的类型，如“分组太大”和“未识别的IPv6选项”；去掉了源抑制报文，优先级和流标签允许路由器控制拥塞，丢弃不太重要的数据包，去掉了一些不必要的查询报文，增加了一些查询报文，用于实现ARP（地址解析）和IGMP（多播组管理）的功能。***从IPv4到IPv6的迁移：双协议栈方案：***支持IPv6的主机和路由器同时运行IPv4和IPv6；运行双栈的源节点先对目的节点*查询DNS：*若DNS返回IPv4地址，发送IPv4分组；若返回IPv6地址，发送IPv6分组；双栈节点同时拥有IPv4和IPv6地址。***IPv6数据包如何穿越IPv4网络？报头转换：***双栈节点（如路由器B）在将数据报传递给IPv4路由器（如C）之前，将IPv6报头转换成IPv4报头，后续传到目的结点(双栈)时再变回Ipv6；缺点：报头转换不完全，有信息丢失。***建隧道：***IPv6/IPv4边界路由器将IPv6包封装到一个IPv4包中，送入IPv4网络，目的边界路由器取出IPv6包继续传输；优点：保留原始数据报的全部信息。涉足IP安全性：Ipsec(新型网络层协议，面向连接)，与IPv4,Ipv6向后兼容。运输模式：发送端对报文加密，然后整体封装到一个普通IP数据报，最后在目的主机处解密。Ipsec提供：密码技术约定；IP数据报有效载荷的加密；数据完整性；初始鉴别。***4.5路由选择算法：***路由选择问题即从源路由器到目的路由器的路由选择。***什么是最佳路径：***应用评价：路径长度、数据速率、分组延迟、通信费用、安全性等；ISP关心：网络吞吐量最大、平均包延迟最小、平均通信费用最低、网络负载均衡、路由稳定、健壮等;路由评价指标通常是矛盾的，需要折衷。***计算机网络的抽象图模型：***带权无向图，结点表示路由器，若把费用看做路径长度，则相当于最短路径问题***。选路算法分类：全局算法 or 分散式算法？全局式路由选择算法(如链路状态算法(LS)):***所有路由器具有关于拓扑和链路代价的全部信息，集中式计算；***分散式算法(如距离向量算法DV):***路由器仅知道邻居节点以及到邻居节点的链路代价，通过与邻居交换信息，进行迭代计算。***静态算法 or 动态算法？静态算法:***路由随时间不变或缓慢变化（手工配置后才会更新一次）；***动态算法:***路由器根据拓扑及链路代价的变化而自动更新路由(周期性运行或直接响应)。***负载敏感算法 or 负载迟钝？***链路费用是否反应底层链路当前拥塞水平（因特网的RIP,OSPF,BGP都是迟钝的）。**链路状态（LS）选路算法：*链路状态选路算法***为***全局算法***，其***基本思想***为***：***每个节点利用可靠方法获得全网拓扑信息，抽象成一个带权拓扑图，计算到各个节点的最短路径。链路状态选路算法包括***五个步骤：发现邻居：***有链路直接相连的节点为邻居，***探测链路代价：***探测到每个邻居的代价，***构造链路状态（LS）分组：***利用邻居及链路代价信息，***扩散LS分组：***向网络中所有节点发送LS分组(***链路状态广播算法***)，***计算路由：***利用收到的LS分组构造网络拓扑，计算从本节点到其它各个节点的最短路径（Dijkstra，O(V^2)），通过最短路径的前驱依次设置转发表。***可能出现的问题：选路震荡***（可能出现在任何使用拥塞或基于时延的链路测度算法中），***解决方案***一个是强制费用不依赖拥塞，另一个是确保并非所有路由器都运行LS算法。**距离向量（DV）路由选择算法：**迭代的、异步的、分布式的、自我终止的算法***。距离矢量算法：***利用***Bellman-Ford方程***求解任意两个节点之间的最小代价路径，主要贡献在于给出了***分布式（迭代、异步地）***求解B-F方程的方法。***算法的基本思想：***节点x测量其到各个邻居v的链路代价c(x,v)；节点x估计其到达各个节点y的最小代价Dx(y)，这些代价构成了自己的距离矢量Dx=[Dx(y):y∈N]；每个节点周期性地将它的距离矢量Dx发送给邻居；节点x拥有每个邻居v的距离矢量Dv=[Dv(y):y∈N]；当节点x从各个邻居收到它们的距离矢量后，利用B-F方程更新自己的距离矢量：D\_x(y)←min\_v{c(x,v)+D\_v(y)}，**v是所有邻居结点**（更新发生时要对应更新v\*(y）表示从x到y的最短路径的第一跳结点)。***节点的本地计算由以下两种事件引起:***本地某条链路的代价c(x,p)发生了变化；收到了某个邻居节点的距离矢量dp(y)。节点仅在发现距离矢量dx(y)有变化时通知其邻居。***链路费用变化与链路故障：好消息传播快，坏消息传播慢（***路由选择环路和无穷计数问题:即y会把原来的z->y->x作为最短路径，然后反复循环多次***）；应对措施：增加毒性逆转：如***果z通过y路由选择到达目的地x，则z将向y通告Dz(x)=无穷(涉及3个或更多结点的环路的无穷计数问题无法被此解决)***。LS算法和DV算法的比较：***报文复杂性，收敛速度，健壮性。***链路状态LS：***链路状态信息在全网传播；节点仅传播可靠的信息（LS更健壮）：亲自测量的本地链路代价；节点计算的路由不传播，错误不扩散；***收敛速度：***O(|N||E|)个报文，O(N2)次计算。***距离矢量DV：***距离矢量仅在发生变化时向邻居发送；节点传播的信息可能不正确：邻居的距离矢量是“道听途说”的；节点计算的路由要传播，会造成错误扩散；收敛较慢，还可能出现路由选择环路、无穷计数问题。**层次路由选择**产生原因**：*平面结构的网络不具有扩放性，规模问题:***路由器数目扩大，路由表规模，信息交换开销；***管理自治（网络管理员希望对于网络有更多的控制权）：***选路算法的选择，隐藏网络内部组织。解决方式--***自治系统（AS）：***自治系统（AS）是由处于同一个管理域下的网络和路由器组成的集合；每个AS被赋予一个AS编号，由ICANN分配；同一个AS中的路由器运行相同的选路协议（在一个自治系统内运行的路由选择算法称**自治系统内部路由选择协议**）；不同AS中的路由器可以运行不同的Intra-AS选路协议。***网关路由器：***在一个AS内、直接连接到其它AS的路由器；网关路由器之间运行***Inter-AS*自治系统间选路协议**，所有AS必须运行相同的Inter-AS选路协议。***Inter-AS的任务：***AS1内部的路由器需发送数据报到AS1外，路由器应当向哪个网关路由器发送？AS1的网关路由器必须:了解哪些目的网络通过自己可达(从相邻AS获取信息)&&将可达性信息传播到 AS1内部的所有路由器。***热土豆路由选择：***AS尽可能快地扔掉分组，这通过让路由器向某个网关路由器发送分组来完成，同时该网关路由器在到目的地的路径上的所有网关路由器中有最低的路由器到网关的费用。***举例:路由器1d设置去往外网x的转发项：***1c和1b分别从AS3和AS2了解到网络 x 可达，于是各自将“网络x可达”的信息传播到AS1内部（inter-AS）；1d决定使用1c还是1b路由器：***热土豆协议：***选择离1d最近的网关路由器（intra-AS）；从转发表中得知到达最近网关的接口为I，添加表项 (x, I)到转发表中。***涉及两个层次的选路***：通过哪个网关路由器到达外网x（AS间选路），如何到达该网关路由器（AS内选路）。***转发表由intra-AS和inter-AS配置：***intra-AS：设置到AS内部网络的路由；inter-AS & Intra-As：设置到外部网络的路由。***4.6因特网中的路由选择：***Intra-AS选路协议也称***内部网关协议IGP***，最常见的有:**RIP（路由选择信息协议）**，较低层ISP和企业网使用；**OSPF(开放最短路优先)**，较顶层ISP使用。Inter-AS选路协议也称***外部网关协议EGP***，目前只有：BGP。***选路算法和选路协议：***选路算法是选路协议的一部分；选路协议还包括路径代价的定义、报文格式、报文传输、报文处理、异常事件处理等具体实施方面的问题。**因特网中自治系统内部的路由选择：RIP：**RIP采用***距离矢量***选路算法。***距离（代价）：***用跳数（hop count）衡量代价。***跳（hop）：***相邻路由器之间的链路为一跳。***路径的跳数：***从源路由器到目的子网（含）经过的子网数量。限定一条路径的最大代价为15跳。***RIP通告（RIP响应报文）：***距离向量：路由器到AS内各个子网的最短路径的跳数（估计值）；构造RIP响应报文：距离向量封装在RIP响应报文中传输，称为RIP通告，每个报文携带一个目的子网列表（最多包含25个子网），以及到每个目的子网的最短距离；发送RIP响应报文：RIP报文封装在UDP报文中发送，使用UDP端口520（RIP是一个应用层协议！），相邻路由器之间大约每30秒交换一次RIP响应报文。每台路由器维护一张称为***路由选择表***的RIP表，包括该路由器的距离向量和该路由器的转发表(转发表含目的子网、下一台路由器、到达目的地的跳数的字段)。***RIP链路失效与恢复：***若超过180秒未收到某个邻居的RIP通告，认为该邻居不可达：令通过该邻居的路径失效（距离设为16），发送RIP通告；采用***毒性逆转***解决计数至无穷问题：若选路表中到目的网络 x 的路由是 A 通告的，则向A通告该路由时，到 x 的距离设为16（阻止A使用这条路由）。**因特网中自治系统内部的路由选择：OSPF：**OSPF采用***链路状态选路算法（***使用洪泛链路状态信息的链路状态协议+Dijkstra），***链路代价：***由管理员配置（反映了管理员的选路策略）。***OSPF分组：***OSPF协议定义了5种分组类型，分别用于探测邻居、通告链路状态等。OSPF分组被封装在IP包中传输，协议号为89。路由器周期性地、或在链路状态改变时发送***OSPF链路通告。OSPF协议负责***：链路通告分组在网络中的广播及可靠传输。路由器根据收到的链路通告分组构造***链路状态数据库。***路由器利用链路状态数据库及Dijkstra算法，计算以本路由器为根的最短路径树。***OSPF最重要的优点是支持AS内部的分层选路***；一个OSPF自治系统可以配置成多个***区域（area）：***每个区域运行自己的OSPF协议，区域内部的链路状态仅在本区域内广播，**区域边界路由器**负责区域间的选路。***一个特殊区域称为主干***，包含了AS内所有区域边界路由器以及一些非边界路由器；每一个区域都有***区域标识***，主干的区域标识为0；***区域边界路由器：***连接本地区域和主干的路由器；***主干路由器：***主干上的路由器，可以同时是区域边界路由器；***内部路由器：***AS内部的非区域边界路由器。***分层的OSPF：两个选路层次：***本地区域，主干；每个区域（包括主干）运行自己的OSPF协议；***每个区域边界路由器：***将本区域的选路信息汇总（子网及路径代价），通告给其它区域，将收到的其它区域的选路信息（子网及路径代价）通告给本区域的内部路由器；***对于去往其它区域的分组：***首先转发到本地区域边界路由器，在主干上转发到目的区域边界路由器，然后再转发到目的子网。***OSPF的其他优点：***安全（可配置简单的/MD5的）；可以同时使用多条费用相同的路径;对单播和多播路由选择的综合支持。**自治系统间的路由选择：BGP：BGP为每个AS提供**：1.从相邻AS处获得子网可达性信息；2.向本AS内部的所有路由器传播这些可达性信息；3.基于可达性信息和AS策略，决定到达子网的“好”路由**。*AS间选路的困难与目标：***因特网规模极其庞大且结构非常复杂；每个AS可运行自己的内部路由协议，使用自己的路由测度确定到目的网络的最佳路由，不同网络判断最佳路由的标准不同；一个AS可能不信任来自某个AS的选路信息；一个AS可能不愿意为其它AS转发数据包；AS间选路试图找到能够到达目的网络的路由，但不试图（也不可能）找到最佳路由。***边界网关协议BGP(4)：***当一对AS同意交换选路信息时，每个AS指定一个接近AS边缘的路由器（或主机），使用BGP协议交换选路信息。***运行BGP协议的边界路由器（或主机）称为BGP speaker。***一对BGP speaker通过一条***半永久的TCP连接（端口179）***建立BGP会话，交换BGP报文（BGP是应用层协议！），BGP会话的两个端点互为***BGP对等方***。不同AS的两个边界路由器之间建立的BGP会话，称为***外部BGP（eBGP）会话；***一个AS可能有多个边界路由器，这些边界路由器必须通过半永久TCP连接构成全连通(书上表明AS内所有路由器间都全连通)，它们之间的BGP会话称为***内部BGP（iBGP）会话***。**BGP中的目的地是CDIR化的前缀，表示子网或子网集合(存在聚合)**。***BGP定义了4种类型的报文：***打开报文：BGP路由器用来启动与邻居BGP路由器的联系；保活报文：BGP路由器定期交换保活报文，告知对方自己处于工作状态；通知报文：当检测到差错或路由器打算关闭连接时，发送通知报文；更新报文：BGP路由器使用该报文宣布新路由，以及撤销以前通告的路由。***可达性信息：***以AS枚举形式通告的、到达***目的前缀***的完全路径（便于检测路径环）。路由器收到相邻AS的路由通告，在向下一个AS发送该路由之前修改报文，***将自己的标识及AS号加入到完全路径中。边界路由器的选路表中，每个表项包含***目的前缀（允许聚合）、下一跳路由器以及到达目的前缀的AS序列。***以AS枚举形式通报完全路径：***AS2的BGP speaker通报：128.96, 192.4.153, 192.4.32, 192.4.3可从<AS2>到达；AS1的BGP speaker收到后通报：128.96, 192.4.153, 192.4.32, 192.4.3可经路径<AS1, AS2>到达。***路径属性和BGP路由：***BGP里一个自治系统有全局唯一的自治系统号(ASN，但桩AS无，仅承载源地址或目的地址为本AS的流量), 路由器通过BGP会话通告前缀时，会包含BGP属性(AS-PATH,即前述完全路径；NEXT-HOP:开始某AS-PATH的路由器接口)***，***带有属性的前缀称为一条***路由。***网关路由器由其***输入策略***来决定是否接收或过滤接收到的一条路由通告。***BGP路由选择：***当路由器知道到达一条前缀的多条路由时，如何选择：本地偏好值(AS网络管理员决策)-》最短AS-PATH-》最靠近（指费用）NEXT-HOP路由器-》BGP标识符。***路由选择策略***:桩网络W,Y、多宿桩网络X(由两个不同提供商连接)、主干提供商网络A,B,C-》X通过向B/C通告它只有以自身为目的地的路径来防止X转发B与C间的流量（路由通告策略）。***Intra-AS和Inter-AS选路协议：***Intra-AS选路协议:用于在AS内部交换选路信息，如OSPF、RIP，使用某个路由测度（代价）选择到目的节点的最优路径；Inter-AS选路协议:用于在不同的AS之间交换选路信息，如BGP，主要依据策略而不是路由测度去寻找可达路径（不追求最佳路径）。***为什么会有不同的AS间和AS内部路由选择协议：***对该问题的答案触及了AS内与AS间的路由选择目标之间差别的本质：策略（AS间在意）、规模（AS间在意，而AS内可以进一步划分从而不是关注核心）、性能（AS内关心）。***4.7广播和多播路由选择：广播路由选择(broadcast routing)：***网络层提供了从一种源结点到网络中的所有其他结点交付分组的服务；***多播路由选择(multicast routing)***使单个源结点能够向其他网络结点的一个子集发送分组的副本。***单播路由选择***:点对点。**广播路由选择算法：**用***N次单播***实现广播（在源节点上复制N份分组）：低效：相同的分组在某些链路上可能重复传输，如都需要经过R1-R2；需其它机制支持：源节点需知道所有目的节点的地址; 与使用广播的目的冲突：LS选路协议用广播来分发用于计算单播路由的链路状态信息，此时再基于单播选路设施来取得广播是不明智的。***理想的广播选路：***源节点不需知道其它节点的地址，只需将分组的目的地址设置为广播地址，路由器负责转发到全网（在网络中复制分组）；网络中产生的分组拷贝最少。***实现广播的技术： 1.洪泛（flooding，在网络中复制分组）：***节点收到广播分组后，向所有邻居节点（分组到来的链路除外）发送该分组的拷贝；缺点：1. 在有环的网络中，广播分组在网络中无休止地循环，浪费资源；2.广播风暴：一个结点与两个以上结点连接时，会生成并转发广播分组的多个副本，以此类推产生无休止的广播分组的复制。***2.受控洪泛：***目标：每个路由器仅转发它之前未转发过的广播分组；***两种方法：序号控制洪范：***节点记录之前收到、复制和转发过的源地址以及每个分组的广播序号，不重复转发分组（OSPF使用此方法：源地址+分组ID）；***反向路径转发(RPF/RPB):***利用节点内部的单播转发表，仅转发从本节点->源节点的最短路径的反向路径上到来的广播分组（该方法使用最多），其他路径来的分组**直接丢弃**。***反向路径转发RPF基本思想：***当广播分组到达路由器时，路由器检查分组的源地址与输入端口；用分组的源地址查找单播路由表，找到去往该源地址的输出端口；若分组的输入端口与去往该地址的输出端口相同，则扩散该分组，否则**丢弃分组**；优点：算法合理、易于实现且开销不大。但是1、2两种方法都不能完全避免冗余广播分组的传输。***3.生成树广播：***使用生成树转发广播分组：路由器知道自己的哪几个端口在生成树上；当从一个端口收到广播分组后，只在属于生成树的其它端口上转发该分组（可从生成树的任意结点开始广播分组）；***基于生成树的广播不会产生冗余的分组拷贝，每个结点只会接收广播分组的一个副本。生成树的构造：基于中心的方法：***选择一个节点作为中心（也称汇合点/核）；其它节点向核心发送单播的加入报文：路由器利用单播转发表向核心转发加入报文时，记录报文的输入端口及输出端口，这些端口就是位于生成树上的端口；当加入报文到达生成树上的一个节点时，报文经过的路径被添加到生成树上。***实践中的广播算法：应用层：***Gnutella:TCP，寿命TTL，范围受限的洪泛；***OSPF和IS-IS(中间系统到中间系统路由选择算法)：序号控制洪泛（***32bit序号+16bit年龄来标识LSA(链路状态通告)***）*多播：*如何标识多播通信的接收者：***因特网为这组接收者分配一个标识（多播组标识），使用D类地址作为多播组标识（即用间接地址来编址），寻址到该多播组的分组副本被交付给多播组所有成员；***如何设置多播分组的接收者：***将分组的目的地址设置为其接收者的多播组地址；***如何将接收者的IP地址与多播组地址关联起来：***接收者的IP地址与多播组地址无关，接收者可以在任何时候加入或离开一个组。***因特网组管理协议（IGMP）***允许主机向本地路由器（第一跳）申请加入或离开一个组；***如何将多播分组交付给每一个接收者：***多播选路协议协调所有多播路由器建立到达所有接收者的路径树。***多播组管理IGMP协议***运行在主机与边缘路由器之间：主机利用IGMP协议向边缘路由器请求加入一个组、或离开一个组；边缘路由器利用IGMP协议向主机询问组成员关系；边缘路由器通过IGMP协议可以了解到，在它的某个端口能够到达的网络上存在着哪些组的成员。由于IGMP的交互范围被局限在主机与其相连的路由器之间，需要另一种协议来协调遍及因特网内的多播路由器（包括相连的路由器），以便多播数据报能路由到其最终目的地。后一个功能是由***网络层多播路由选择算法***完成的。***因特网中的网络层多播是由两个互补的组件组成的：***IGMP与多播路由选择协议。***IGMP报文格式与类型：***报文承载在***IP数据包***中，***IP协议号为2，TTL = 1***(IGMP只在本地工作)***；报文类型：***查询query（一般查询，特殊查询）:确定该接口上主机已加入的所有多播组集合；成员报告report，退出报告leave\_group（退出是可选的，软状态：使用了成员报告报文：当无主机响应一个具有给定组地址的query报文时，该路由器就推断出已没有主机在这个多播组了）。***软状态协议要比硬状态协议的控制简单一些*** 后者不仅要求状态显式地增加或删除，还要求有机制能够负责当实体提早结束或失败时清除状态。***加入一个组：***每个主机维护一张应用进程与多播组的对应表；主机上的一个应用进程想要加入一个多播组时，向主机发送请求；若这是一个新组，主机向其边缘路由器发送一个成员关系报告。***退出一个组：***主机发现某个多播组为空时，从表中清除该组，向路由器发送退出报告；路由器收到退出报告后：在该网络接口上发送针对该多播组的特殊查询报文（询问该端口上还有这个组的成员吗？）若在规定的时间内没有收到该多播组的成员关系报告，从表中清除该组。***监视成员关系：***路由器周期性地发送通用查询报文（组地址置为0），主机发送成员关系报告作为响应。***封装IGMP报文的IP包使用多播地址作为目的地址：***查询报文：多播地址224.0.0.1，接收者是该子网上的所有节点；退出报告：多播地址224.0.0.2，接收者是该子网上的所有路由器；成员关系报告：被报告的多播地址。***多播路由选择算法：目标：***为每个组建立多播转发树（到达该组所有成员的路径树，也许会包含没有属于该多播组的相连主机的路由器），每个组成员应当只收到多播分组的一个拷贝，非本组成员不应收到多播分组，从源节点到每一个组成员节点的路径应当是最佳的（最短路径）。***建立多播路由选择树的两种方法：组共享树:***每个多播组使用一棵树，树根为该多播组的核心，所有具有属于该多播组的相连主机的边缘路由器为树结点，**树的生成同*生成树广播***。源节点先将多播分组发送给核心，核心再在多播树上发送，优点：对于每个组，多播路由器只需维护一棵多播树，缺点：多播分组使用的路径可能不是最佳的。***基于源的树:***为多播组中每个源节点建立一棵到多播组所有成员的最短路径树（多播路由选择树），实践里用RPF算法来构造树，并用于源节点的多播数据报（与广播里不同的时，采用剪枝来避免没有连接进组的主机的路由器收到多播分组）。源节点S和组G的每一种组合<S,G>构成一棵树，多播路由器必须有每棵<S,G>树的信息，根据多播分组的<S,G>确定使用哪棵多播树，优点：总是使用最佳路径转发多播分组，缺点：路由器需要维护大量的多播树信息。***因特网中的多播路由选择***：***基于源的树：最短路径树：MOSPF（多播OSPF）***通过***扩展OSPF协议***实现最短路径多播选路：扩展链路状态，使之包含链路上的组成员关系；***基本思想：***所有参与多播的主机在局域网上定期通报其所属的多播组（IGMP），路由器将每条直连链路上对应的多播组集合作为链路状态在网上广播（MOSPF），当路由器第一次遇到某个<S,G>多播分组时，计算从源节点S到多播组G的最短路径多播树（按需计算）。***基于源的树：距离矢量多播选路：***扩展RIP协议实现多播选路的困难：除边缘路由器外，其它路由器不知道多播组（及其成员）的存在；***DVMRP（距离向量多播路由选择协议）***采用RPF广播+剪枝的解决办法：RPF广播：确保多播分组到达每一个局域网；路径剪枝：路由器删除不包含组成员的路径分支；参与多播的主机定期在局域网上通报所属的多播组，局域网上的路由器记录这些信息（IGMP）；当路由器收到发往组G的多播分组，但它并没有从局域网上监听到组G的报告时，向上游路由器发送一个剪枝报文，上游路由器停止通过这个接口发送该组的多播分组；如果一个路由器从它的每个下游路由器都收到剪枝报文，路由器向其上游路由器转发剪枝报文；该过程递归进行，直至所有的无关分支都被删除，最终得到一棵<S,G>树。***组共享树：基于核心的树：***指定一个路由器作为组G的核心，所有路由器知道该核心所属的组及单播IP地址（需要其它的机制），多播路由器向核心发送单播加入报文，当报文到达核心或已在树上的节点时，报文经过的路径加入到树中。***组共享树的构造过程：***希望加入多播组G的路由器S向组G的核心发送单播的加入报文，收到加入报文的路由器按照单播选路表向核心转发加入报文，并在多播转发表中创建一条共享树记录<\*, G>：报文到达的接口：标记为转发G的多播分组的接口；向核心进一步转发报文的接口：标记为允许接收G的多播分组的唯一接口；当加入报文到达树上的某个节点或核心时，报文经过的路径被添加到树上。***如何利用组共享树发送多播分组？***当源节点想要发送多播分组时：源节点将多播分组发送给核心，核心在多播树上发送；多播分组如何到达核心？多播分组的目的地址为G，从源节点到核心的路径上，可能有路由器不在多播树上（不知道如何转发）；建立隧道：源节点将多播分组封装到一个单播分组中，单播分组的目的地址为核心的单播地址。***最广泛使用的因特网多播选路协议是PIM(协议无关的多播选路协议)：***不依赖于网络中所使用的单播选路协议。***PIM有两种工作模式：***稠密模式：许多或大多数路由器涉及多播选路过程，使用广播+剪枝方式建立多播树，类似DVMRP；稀疏模式：只有很小一部分路由器涉及多播选路过程，采用组共享树的方法(使用聚集点来建立多播分发树)；当源节点流量很高时切换到源树；多播源发现协议(MSDP)：将不同PIM稀疏模式域中的聚集点连接在一起。***源特定多播（SSM）:***仅允许单一发送方向多播树中发送流量，大大简化了树的构造和维护***。多播分组穿越单播网络：***因特网中只有一小部分路由器是多播路由器，多播分组在从一个多播路由器传递到另一个多播路由器时，通常需要穿越单播网络；在多播路由器之间建立隧道：把多播分组封装在单播分组中传输。因特网中的多播路由器以及这些多播路由器之间的隧道，构成了***因特网多播骨干网。***

***第五章 链路层：链路、接入网和局域网：***

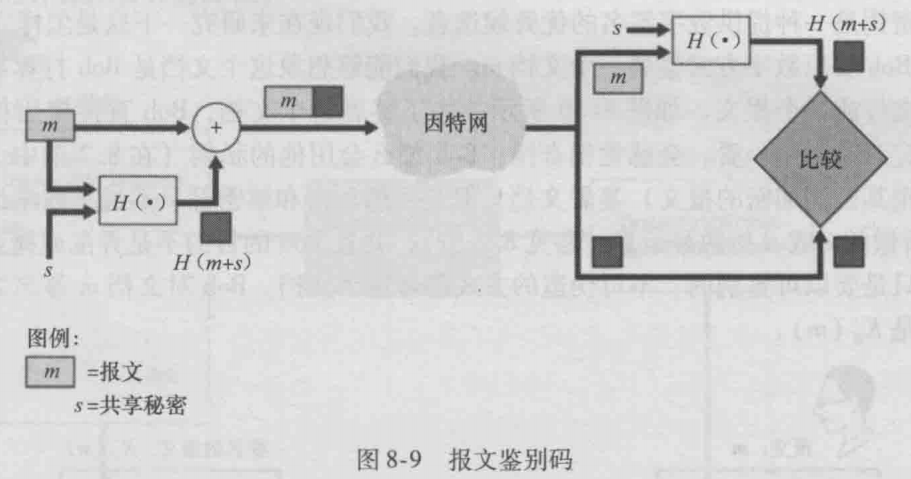
***网络层和链路层的关系：网络层：选路：***路由器确定去往目的节点的下一跳，***转发：***在路由器内部将数据报从输入端口转移到输出端口；***链路层：将数据报从一个结点传输到相邻的下一个结点，***如：源主机→源路由器，路由器→下一跳路由器，目的路由器→目的主机。***5.1链路层概述：结点：***运行链路层协议的任何设备。***链路：***连接相邻节点的通信信道。***帧：***链路层分组称为***链路层帧***。**链路层提供的服务：*链路层可能的服务：成帧（基本服务）***把网络层数据报封装成链路层帧，从原始比特流中提取出完整的帧，帧的结构由链路层协议规定；***链路接入：媒体访问控制协议(MAC)***规定了帧在链路上传输的规则***。***点对点链路：MAC很简单；多个结点共享单个广播链路时(多路访问问题)，MAC需在广播信道上协调各个节点的发送行为；***差错检测（基本服务）***检测传输错误，硬件实现；***差错纠正（有些提供）***:检测并纠正传输错误（不使用重传）；***可靠交付（部分协议提供）***通过确认、重传（重传针对该链路而非端到端）等机制确保接收节点收到无差错的每一个帧（停-等、GBN、SR，同TCP），低误码率链路（如光纤、同轴电缆、某些双绞线）上很少使用，高误码率链路（如无线链路）应当使用；***流量控制:***调节发送速度，避免接收节点缓存溢出（提供可靠交付的链路层协议，不需要专门的流量控制），不提供可靠交付的链路层协议，需要流量控制机制；***半双工和全双工：***半双工通信时，提供收/发转换。**链路层在何处实现：*路由器中***链路层在***线路卡（line card）***中实现，***主机链路层主体部分***在***网络适配器（网卡/网络接口卡NIC）***中实现，传统网卡通过主机总线(如PCI)等接入，现在网卡被综合进主机的主板。线卡/网络适配器连接物理媒体，还实现物理层的功能。***链路层由硬件和软件实现***：网卡中的控制器芯片（硬件）：组帧、链路接入、检错、可靠交付、流量控制等；主机上的链路层软件：与网络层接口，组装链路层寻址信息，激活控制器硬件、响应控制器中断，处理差错条件和将数据报向上传递给网络层。***网络适配器之间的通信：发送侧:***将数据报封装到帧中，生成校验比特，执行可靠传输和流量控制；***接收侧：***提取帧，检测传输错误；执行可靠传输和流量控制；解封装数据报，交给上层协议。***5.2差错检测和纠正技术：传输出错的类型：单个错：***由随机的信道热噪声引起，一次只影响1位；***突发错：***由瞬间的脉冲噪声引起，一次影响许多位，使用***突发长度***表示***突发错影响的最大数据位数***。***差错控制编码的类型：检错码：***只能检测出传输错误的编码，不能确定出错位置，通常与反馈重传机制结合进行差错恢复；***纠错码：***能够确定错误位置并自行纠正的编码。***码字（codeword）：***由m比特的数据加上r比特的冗余位（校验位）构成。***有效编码集：***由2^m个符合编码规则的码字组成。***检错：***若收到的码字为无效码字，判定出现传输错误。***海明距离（Hamming Distance）：***两个码字的对应位取值不同的位数。***纠错：***将收到的无效码字纠正到距其最近的有效码字。检错码与纠错码的***能力都是有限的！编码集的海明距离：***编码集中任意两个有效码字的海明距离的最小值。***检错能力：***为***检测***出所有***d比特错误***，编码集的海明距离***至少应为d+1***。***纠错能力：***为***纠正***所有***d比特***错误***，***编码集的海明距离***至少应为2d+1***。***差错检测的实施：***发送端对要保护的数据D（包括帧头字段）生成校验位***EDC（差错检测和纠正比特）***，添加在帧头中；接收端对收到的数据D’计算校验位**EDC’**，根据**EDC’**判定是否有错。**奇偶校验：*单比特奇偶校验：***偶校验则多加一位偶校验位，使得整个字段偶数个1，则接收方可检测出奇数个比特差错的情况(奇校验同理)。可*检测单*比特错误，检错率为50%，编码集海明距离为2。***二维奇偶校验：***把数据划分成i行j列，每一行/列都计算一个奇偶校验码，可*检测2比特*错和*纠正单*比特错，编码集海明距离为3，有利于检测突发错误。***前向纠错(FEC)：***接收方检测和纠正差错的能力；优点：减少所需的发送方重发的次数，允许在接收方立即纠正差错，避免了不得不等待的往返时延，而这些时延是发送方收到NAK分组并向接收方重传分组所需要的。***检验和方法(checksum)：因特网检验和：***数据的字节作为16比特的整数对待并求和（溢出回卷），这个和的反码(0/1对换)形成了携带在报文段首部的因特网检验和，接收方把接收数据(含检验和)的和取反码，看是否全为1（全为1则未出错）；TCP和UDP对所有字段（包括首部和数据字段）计算因特网检验和；优劣：检验和方法需要相对小的分组开销，与CRC相比提供相对弱的差错保护。***为什么运输层使用检验和而链路层使用CRC：***运输层通常是在主机中作为用户操作系统的一部分用软件实现的。因为运输层差错检测用软件实现，采用简单而快速如检验和这样的差错检测方案是重要的。在另一方面，链路层的差错检测在适配器中用专用的硬件实现，它能够快速执行更复杂的CRC操作。**循环冗余校验（CRC）：**每个CRC标准能检测小于r+1比特突发错误，长度大于r+1比特的突发差错以概率1-0.5^r被检测到；同时可以检测任何奇数个比特差错**。*CRC***是一种***多项式编码***，它将一个位串看成是某个一元多项式的系数，如1011看成是一元多项式X3 + X + 1的系数。***信息多项式D(x)：***由d个信息比特为系数构成的多项式。***冗余多项式R(x)：***由r个冗余比特为系数构成的多项式。**码多项式T(x)：**在d个信息比特后加上r个冗余比特构成的码字所对应的多项式，表达式为***T(x) = x^r \* D(x) + R(x)。(x一般为2)生成多项式G(x)：***双方确定用来计算R(x)的一个***r+1比特***多项式。**编码方法：*R(x) = x^r \* D(x) ÷ G(x) 的余式（加减法运算定义为异或操作，无进位借位）。*检验方法：**若T(x) ÷ G(x)的余式为0，判定传输正确。CRC码检错能力极强，可用硬件实现，是应用最广泛的检错码。***CRC举例：取G(X) = X^3 + 1，对信息比特101110计算CRC码。101110000 ÷ 1001的余式为R=011 (CRC code)，码字：101110011；取G(X) = X^3 + 1，接收端收到比特串1001001，问是否有错？解答：1001001÷1001的余式为001（不为0），有传输错误。5.3多路访问链路和协议：链路的两种类型：点到点链路：***仅连接了一个发送方和一个接收方的链路，一条全双工链路可以看成是由两条单工链路组成；对应有协议**PPP(点对点协议)**和**HDLC(高级数据链路控制)*。广播链路：***连接了许多节点的单一共享链路，任何一个节点发送的数据副本可被链路上的其它节点接收到。***冲突/碰撞（collision）：***在广播链路上，若两个或多个节点同时发送，发送的信号会发生干扰，导致接收失败。***多址接入协议（多路访问协议）：***规定节点共享信道（谁可以发送）的方法，多址接入协议也称***媒体接入控制（MAC）协议，***用以解决***多路访问问题***(如何协调多个发送和接收结点对同一个共享广播信道的访问)。***理想的多址接入协议：***在速率为R bps的广播信道上，**1.** 当只有一个节点发送时，它应能以速率R发送（信道利用率高）**2.** 当有M个节点发送时，每个节点应能以R/M的平均速率发送（公平性好、信道利用率高）**3.** 协议是完全分布式的:不需要一个特殊的节点来协调发送（健壮性好），不需要时钟或时隙同步（不需要额外的机制）**4.** 简单（实现和运行开销小）。***MAC协议的分类：信道划分：***将信道划分为若干子信道，每个节点固定分配一个子信道，不会发生冲突，关注公平性，轻负载时信道利用率不高；***随机接入（竞争）：***不划分信道，每个节点自行决定何时发送，出现冲突后设法解决，轻负载时信道利用率高，重负载时冲突严重；***轮流使用信道：***不划分信道，有数据的节点轮流发送，不会出现冲突，信道利用率是以上两种方法的折衷，引入额外机制。**信道划分协议：*TDMA（时分多址）：***将信道的使用时间划分成帧，每个节点在帧中被分配一个固定长度的***时间片（一个时间帧N个时隙）***，每个时间片可以发送一个分组，节点只能在分配给自己的时间片内发送，若节点不发送，其时间片轮空。***FDMA（频分多址）：***将信道频谱划分为若干子频带，每个节点被分配一个固定的子频带（R/N***带宽***），若节点不发送，其子频带空闲。***TDM和FDM的优劣：***消除碰撞而且非常公平；结点被限制于R/N bps的平均速率，必须总是等待它在传输序列中的轮次。***CDMA（码分多址）（无线领域常用，***每个结点分配一种不同的编码，对各自发送的数据进行编码)***。***将每个比特时间进一步划分为m个微时隙（称chip），每个节点被分配一个惟一的m比特码序列（称chip code）；**发送方编码：**d1=-1,与m比特码序列(1,1,1,-1,1,-1,-1,-1)依次乘得到信道输出，（-1，-1，-1，1，-1，1，1，1，）；**信号叠加：**多个节点发送的信号在信道中线性相加；**接收方解码：**用发送方的chip code与信道中收到的混合信号计算内积（对应项乘后求和）并除以m，恢复出原数据；**前提条件：**任意两个chip code必须是相互正交的；CDMA允许所有节点同时使用整个信道！**随机接入的MAC协议：*随机接入的基本思想：***当节点有数据要发送时，以信道速率R发送，发送前不需要协调；***随机接入MAC协议***规定如何检测冲突，以及如何从冲突中恢复。***随机接入MAC协议的例子：发送前不监听信道：***ALOHA家族；***发送前监听信道：***CSMA家族。***时隙（Slotted）ALOHA协议：***假设：所有帧长度相同；时间被划分为等长的时隙，每个时隙传一帧；节点只能在时隙开始时发送；节点是时钟同步的（知道时隙何时开始）；所有节点可在时隙结束前检测到是否有冲突发生。**操作：**节点从上层收到数据后，在下一个时隙发送；若发送的时隙结束前未检测到冲突，节点可在下一个时隙发送新的帧；若检测到冲突，节点在随后的每一个时隙中以概率P重传，直至发送成功。**优点：**单个活跃节点可以信道总速率连续发送，高度分散：发生碰撞时节点独立决定什么时候重传，简单。**缺点：**发生冲突的时隙被浪费了，由于概率重传，有些时隙被闲置，需要时钟同步。***时隙多路访问协议的效率：***当网络中存在大量活跃节点总有帧发送时时，长期运行过程中***成功时隙***所占的比例。***时隙Aloha的效率：***假设: 有N个活跃节点，每个节点在每个时隙开始时以概率p发送；给定节点在一个时隙中发送成功的概率 = p(1-p)^(N-1)；给定时隙中有节点发送成功的概率 = Np(1-p)^(N-1)；最大效率: 找到令Np(1-p)^(N-1)最大的概率p\*；代入Np\*(1-p\*)^(N-1)，并令N趋向于无穷，得到：**最大效率 = 1/e = 0.37**。***纯ALOHA协议：*基本思想：**取消同步时钟，任何节点有数据发送就可以立即发送，节点通过监听信道判断本次传输是否成功，若不成功，立即以概率P重传，以概率（1-P）等待一个帧时后再决定，以此反复直到成功发出且无冲突。（***帧时：***发送一帧的时间，假设帧长度相同）。***发生冲突的情形：***在时刻t0发送的帧与在 **[t0 - 1,t0 + 1]** 时段内发送的其它帧冲突。***纯Aloha的效率：***P(给定节点发送成功)=P(节点发送)\*P(无其它节点在[t0-1,t0]内发送)\*P(无其它节点在[t0, t0+1]内发送)=p(1-p)N-1\*(1-p)N-1=p(1-p)^2(N-1)；求出令节点发送成功概率Np(1-p)^2(N-1)最大的p\*，并令N→infty:**最大效率 = 1/(2e) = 0.18。*载波侦听多路访问（CSMA）：*两个重要的规则：**发送前监听信道（carrier sensing**载波侦听**），信道空闲发送整个帧，信道忙则等待至少一段时间没有传输再发送（推迟发送）；**碰撞检测**，即当一个传输结点在传输时一直在侦听此信道，如果它检测到另一个结点正在传输干扰帧，它就停止传输，在重复＂侦听－当空闲时传输＂循环之前等待一段随机时间。这两个规则包含在***载波侦听多路访问(CSMA)***和***具有碰撞检测的CSMA(CSMA/CD)***协议族中。***冲突仍可能发生：***由于存在端到端信道传播时延，节点可能没有监听到其它节点正在发送；即使忽略传输延迟，当两个（或多个）节点同时发现信道由忙变为空闲、并都决定立即发送时，仍会发生冲突。信道传播时延在决定其性能方面起关键作用。***CSMA/CD (具有碰撞检测的载波侦听多路访问)：***若在发送的过程中检测到冲突，怎么办？继续发送余下的部分（浪费带宽）or停止发送余下的部分。CSMA/CD的**基本思想：**在发送的过程中检测冲突（发生冲突时信号较强）；检测到冲突后，立即停止发送剩余的部分；立即启动冲突解决的过程。***以太网采用CSMA/CD协议：*1.**NIC从网络层接收数据报，构造以太帧；**2.**若NIC监听到信道空闲，立即发送帧；若信道忙，坚持监听直至发现信道空闲，然后发送帧；**3.**若NIC发送完整个帧而没有检测到冲突，认为发送成功！；**4.**若NIC在传输过程中检测到冲突，立即停止发送帧，并发送一个阻塞信号（加强冲突）；**5.**中止传输后等待一个随机时间量（指数回退）然后返回步骤2。***我们希望时间间隔应该这样：***当碰撞结点数最较少时，时间间隔较短；当碰撞结点数量较大时，时间间隔较长。***二进制指数后退算法****：*当传输一个给定帧时，在该帧经历了一连串的n次碰撞后，结点随机地从 { 0, 1, 2, 3,…, 2^n-1 } 中选择一个K值，对于以太网，一个结点等待的实际时间是K\*512比特时间，n能够取的最大值在10以内。**指数回退的目的**是根据网络负载调整重传时间：负载越重（冲突次数越多），重传时间的选择范围越大，再次发生冲突的可能性越小。每次适配器准备传输一个新的帧时，它要运行CSMA/CD算法，不考虑近期过去的时间内可能已经发生的任何碰撞，因此，当几个其他适配器处于指数后退状态时，有可能一个具有新帧的结点能够立刻插入一次成功的传输。***CSMA/CD效率：***定义为帧在信道中无碰撞传输的那部分时间在长期运行时间里占的份额***。*Tprop =** 以太网中任意两个节点之间传播延迟的最大值；**Ttrans =** 最长帧的传输时间；**efficiency = 1 / (1 + 5\*Tprop/Ttrans)。在以下情况下，以太网的效率趋近于1：**Tprop 趋近于0，或Ttrans趋向于无穷。**结论：**应控制以太网的规模。**轮流MAC协议：**多路访问协议的两个理想特性是：1. 当只有一个结点活跃时，该活跃结点具有R bps的吞吐量；2. 当有M个结点活跃时，每个活跃结点的吞吐量接近R/M bps。**ALOHA和CSMA 协议具备第一个特性，但不具备第二个特性。*轮询协议：***结点之一被指定为主结点，主结点以循环的方式轮询每个结点，主结点首先向结点1发送一个报文，告诉它能够传输的帧的最多数量，在结点1传输了某些帧后，主结点告诉结点2它能够传输的帧的最多数量（主结点能够通过观察在信道上是否缺乏信号，来决定一个结点何时完成了帧的发送）。**优劣：**消除了碰撞和空时隙，使得轮询取得高得多的效率；第一个缺点是引入了轮询时延，即通知一个结点“它可以传输”所需的时间，例如，如果只有一个结点是活跃的，那么这个结点将以小于R bps的速率传输，因为每次活跃结点发送了它最多数址的帧时，主结点必须依次轮询每一个非活跃的结点；第二个缺点是主节点故障则整体故障。***令牌传递协议：***没有主结点，一个称为**令牌(token)**的小的特殊帧在结点之间以某种固定的次序进行交换；当一个结点收到令牌时，仅当它有一些帧要发送时，它才持有这个令牌；否则，它立即向下一个结点转发该令牌；一个结点收到令牌时，若它确实有帧要传输，它发送最大数目的帧数，然后把令牌转发给下一个结点。**优劣：**令牌传递是分散的，并有很高的效率；一个结点的故障可能会使整个信道崩溃；如果一个结点偶然忘记了释放令牌，则必须调用某些恢复步骤使令牌返回到循环中来；令牌传递延迟；令牌单点失效。***MAC协议比较：*信道划分MAC协议:**重负载下高效：没有冲突，节点公平使用信道；轻负载下低效：即使只有一个活跃节点也只能使用1/N的带宽。**随机接入MAC协议：**轻负载时高效：单个活跃节点可以使用整个信道；重负载时低效：频繁发生冲突，信道使用效率低。**轮流协议（试图权衡以上两者）：**按需使用信道（避免轻负载下固定分配信道的低效）；消除竞争（避免重负载下的发送冲突）。***DOCSIS：用于电缆因特网接入的链路层协议***（用到了以上3种MAC协议的案例）。***5.4交换局域网：局域网LAN（Local Area Network）：***将小范围内的计算机及外设连接起来的网络，范围在几公里以内，通常为个人或机构所有；***城域网MAN：***通常覆盖一个城市的范围（几十公里），要能支持数据、音频和视频在内的综合业务，服务质量好，支持用户数量多；***广域网WAN（Wide Area Network）：***通常覆盖一个国家或一个洲（一百公里以上），规模和容量可任意扩大。**链路层寻址和ARP：**每一块适配器（网络接口，网卡）固定分配一个地址，称为***LAN地址***、***物理地址、硬件地址、链路层地址*、*MAC地址***等。***MAC地址***长6个字节，共2^48个取值，采用16进制表示法：1A-23-F9-CD-06-9B. 由IEEE负责分配，每块适配器的地址是全球唯一的：网卡生产商向IEEE购买一块MAC地址空间（前3字节确定），生产商确保生产的每一块网卡有不同的MAC地址(后3字节)；MAC地址固化在网卡的ROM中；现在用软件改变网卡的MAC地址也是可能的。主机或路由器的**适配器（即网络接口）**具有链路层地址，因此，具有多个网络接口的主机或路由器将具有与之相关联的多个链路层地址；**链路层交换机**并不具有与它们的接口（这些接口是与主机和路由器相连的）相关联的链路层地址，这是因为链路层交换机的任务是在主机与路由器之间承载数据报；交换机透明地执行该项任务，这就是说，主机或路由器不必明确地将帧寻址到其间的交换机。适配器的MAC地址具有**扁平结构（这与层次结构相反）**，而且不论适配器到哪里用都不会变化，而IP地址会改变为其所连接到的网络。***目的MAC地址***有三种类型：**单播地址：**配器的MAC地址，地址最高比特为0；**多播地址：**标识一个多播组的逻辑地址，地址最高比特为1；**广播地址：**全1。网络适配器仅将发送给本节点的帧交给主机：目的地址为适配器MAC地址的单播帧，所有广播帧，指定接收的多播帧（若将适配器设置成**混收模式**，适配器将收到的所有帧交给主机）。**主机和路由器接口除了网络层地址之外还有MAC地址，这有如下几个原因：**局域网是为任意网络层协议而设计的， 而不只是用于IP和因特网；如果适配器使用网络层地址而不是MAC地址的话，网络层地址必须存储在适配器的RAM中，并且在每次适配器移动（或加电）时要重新配置，另一种选择是在适配器中不使用任何地址，让每个适配器将它收到的每帧数据（通常是IP数据报）沿协议栈向上传递，然后网络层则能够核对网络地址层是否匹配，这种选择带来的一个问题是，主机将被局域网上发送的每个帧中断，包括被目的地是在相同广播局域网上的其他结点的帧中断。为了使网络体系结构中各层次成为极为独立的构建模块，不同的层次需要有它们自己的寻址方案。***如何实现直接交付？***当发送节点A、接收节点B位于**同一个物理网络**上时，数据报可**从A直接交付给B：**A的网络层将数据报、以及B的物理地址交给数据链路层；数据链路层将数据报封装在一个链路层帧中，帧的目的地址=B的物理地址，B的适配器收到帧，根据目的地址判断是发给本机的，取出数据报交给网络层。***发送节点如何获得接收节点的物理地址？地址解析（Address Resolution）：问题：已知IP地址，如何得到对应的MAC地址？*静态映射IP地址-MAC地址的缺点：**主机每次使用的IP地址可能不同（DHCP），主机可能更换网卡。***地址解析协议（ARP）***用于动态获得IP地址-MAC地址映射，其**基本思想是：**若节点A(路由器或主机)希望获得节点B的MAC地址，节点A通过MAC广播B的IP地址（地址解析请求，即ARP报文），节点B用自己的MAC地址进行响应。**ARP是即插即用的**，这就是说，一个ARP表是自动建立的。一个ARP分组封装在链路层帧中，因而在体系结构上位于链路层之上。然而，一个ARP分组具有包含链路层地址的字段，因而可认为是链路层协议，但它也包含网络层地址，因而也可认为是为网络层协议。**所以，可能最好把ARP看成是跨越链路层和网络层边界两边的协议**，即不完全符合我们在第1章中学习的简单的分层协议栈。***ARP报文格式：*硬件类型：**硬件接口类型；对于以太网，该值为“1”。**协议类型：**高层协议地址类型。对于IP地址，该值为080016。**操作：**ARP请求为1，ARP响应为2。在以太网上，ARP报文封装在**以太帧**中传输。***地址解析的过程：***A想知道B的MAC地址：**1.** A构造一个ARP请求，在发送方字段填入自己的MAC地址和IP地址，在目标字段填入B的IP地址；**2.** A将ARP请求封装在广播帧中发送；**3.** 每个收到ARP请求的节点用目标IP地址与自己的IP地址比较，地址相符的节点进行响应（B响应）。**4.** B构造一个ARP响应，交换发送方与目标字段内容，在发送方硬件地址字段填入自己的MAC地址，修改操作字段为2；**5.** B将ARP响应封装在单播帧（目的地址为A的MAC地址）中发送。***改进ARP的措施：ARP表：***路由器或主机在内存中维护一个地址映射（绑定）表，称ARP表；每次发送数据报前先查询ARP表，若找不到则发送ARP请求，并在收到ARP响应后将地址映射缓存起来；ARP缓存中的信息，在超时（一般为15～20分钟）后删除。***数据报到达子网之外：***数据报从A（子网1）经过R（路由器）到达B（子网2）：A知道下一跳地址为111.111.111.110（R-1），R知道B从其端口R-2直接可达；A创建IP数据报，src IP＝A, dest IP＝B；A利用ARP获得下一跳111.111.111.110对应的MAC地址（R-1）（而非获得B的MAC）；A创建链路层帧，封装IP数据包，src MAC =A, dest MAC = R-1，发送；R接收帧，取出IP数据报，发现目的地址为B；R利用ARP获得B的MAC地址；R创建链路层帧，封装IP数据报，src MAC=R-2, dest MAC = B，发送；B的网卡接收帧，取出IP数据报，交给网络层。**ARP与DNS的一个重要区别：DNS为在因特网中任何地方的主机解析主机名，而ARP只为在同一个子网上的主机和路由器接口解析IP地址**。***主动学习：***从ARP请求中获取地址绑定信息：每个节点可以收到全部的ARP请求报文，可将发送节点的地址映射缓存到自己的ARP表中；节点在启动时自动广播自己的地址映射：节点A在启动时主动广播一个ARP请求，在**目标字段**内**填入自己的IP**地址，收到ARP请求的节点将A的地址映射缓存起来，若A收到ARP响应，报告IP地址重复错误。**以太网：**第一个广泛应用的**局域网技术**，也是目前占主导地位的有线局域网技术；与其它的局域网技术相比，技术简单、成本低；为提高速率，以太网技术不断演化和发展。***总线拓扑：共享式以太网：*总线（1970s中期）：**以同轴电缆作为共享传输媒体（总线），所有节点通过特殊接口连接到这条总线上(使用如CSMA/CD多路访问协议)；基于**集线器（hub，物理层）的星形拓扑以太网（1990s后期）：**一个物理层中继器，从一个端口进入的物理信号（光，电），放大后立即从其它端口输出；集线器相当于共享电缆。***星型拓扑：交换式以太网：*交换机（21世纪早期）：**主机通过双绞线或光纤连接到交换机，交换机在端口之间存储转发帧（链路层设备），主机与交换机之间为全双工链路，**交换式以太网不会产生冲突，不需使用CSMA/CD协议！星型拓扑：**各节点仅与中心节点直接通信，各节点之间不直接通信；不同于基于集线器的星型连接。***以太网帧结构：（按顺序）*前同步码：**7个10101010字节，后跟一个10101011字节，用于在发送方和接收方之间建立时钟同步。**目的地址（6字节）+源地址（6字节），均是MAC地址**。类型字段**Type（2字节）：**指出Data所属的高层协议（如IP或其他网络层协议、ARP等），每个协议有一个编号，用于多路分解（和网络层数据报中的协议字段、运输层报文段的端口字段类似）。数据字段(data)**：**46～1500字节，不足46字节填充至46字节；以太网的最大传输单元(MTU)是1500字节，这意味若如果IP数据报超过了1500字节，则主机必须将该数据报分片；如果IP数据报小于46字节，数据报必须被填充到46字节，当采用填充时，传递到网络层的数据包括IP数据报和填充部分，网络层使用IP数据报首部中的长度字段来去除填充部分。**数据**；**CRC（4字节，循环冗余检测）：**对dest addr.、src addr.、type和data四个字段计算得到的CRC码。**所有的以太网技术都向网络层提供无连接服务**，意味着没有握手。**以太网技术都向网络层提供不可靠服务**，对该帧执行CRC校验，但是当该帧通过CRC校验时它既不发送确认帧；而当该帧没有通过CRC校验时它也不发送否定确认帧，当某帧没有通过CRC校验，适配器B只是丢弃该帧。（在链路层）缺乏可靠的传输有助千使得以太网简单和便宜。但是它也意味着传递到网络层的数据报流能够有间隙。***为什么有最小帧长的要求？***为确保节点在发送结束前检测到冲突，帧的发送时间必须足够长：节点检测冲突需要时间，假设信号在相距最远的两个适配器之间的往返延迟为2τ，则帧的发送时间不应小于2τ，即帧的最小长度≧链路速率×2τ；为什么最小帧长为64字节（不包括前导码）：根据早期以太网的最大直径（2500米）和数据速率（10Mbps）计算得到。***以太网技术***：***802.3以太网标准: 链路层 & 物理层：***历史上出现过许多不同的以太网技术：链路层相同：MAC协议，帧格式，帧处理；物理层不同：传输媒体：光纤，同轴电缆，双绞线；数据速率：如10Mbps，100Mbps，1Gbps；物理层编码方式不同。所有这些以太网技术由IEEE 802.3工作组标准化，形成IEEE 802.3标准族。**10Mbps以太网（早期以太网）：**10**Base-5**：**基带**同轴电缆（粗），每段电缆最大长度**500**米；10Base-**2**：基带同轴电缆（细），每段电缆最大长度约**200**米；10Base-**T**：3类**双绞线**和集线器，双绞线最大长度100米；10Base-**F**：多模**光纤**和集线器，光纤最大长度2000米。**100Mbps以太网（快速以太网）：**仅能使用光纤/双绞线，以及集线器/交换机：100Base-TX（可使用集线器或交换机）：5类双绞线（2对），不超过100米；100Base-T4 （可使用集线器或交换机）：3类双绞线（4对），不超过100米；100Base-FX（只能使用交换机）：多模光纤（2条），不超过2000米。**千兆、万兆以太网：**只用交换机，并增加了对流量控制的支持：1000Base-SX：多模光纤，不超过550米；1000Base-LX：单模或多模光纤，不超过5000米；1000Base-CX（很少用）：2对屏蔽双绞线，不超过25米；1000Base-T：4对5类双绞线，不超过100米；10GBase-T：只使用光纤，长距离用单模光纤，短距离用多模光纤。**DIX以太帧与802.3帧：**最早提出的以太帧称为DIX（DEC-Intel-Xerox）以太帧：type：指出处理data域的协议实体；符合IEEE 802.3标准的帧（802.3帧）：length：替代DIX帧中的type域，指出data的长度；这两种格式都可使用，当type/length的值大于1500时解释为type，否则解释为length。***讨论：1.共享式以太网和交换式以太网：*共享式以太网：**集线器的所有端口位于同一个冲突域，任一时刻最多只允许一个主机发送，网络规模（节点数量）与网络性能的矛盾无法解决；**交换式以太网：**交换机的每个端口为一个冲突域，多对端口可以同时通信，网络的集合带宽=各个端口的带宽之和，从根本上解决了网络规模与网络性能的矛盾。***2.交换式以太网的最小帧长及规模：***交换式以太网**不再使用CSMA/CD协议**，**理论上不再需要限制帧的最小长度**；但**为了向后兼容**，帧格式及最小帧长度的限制仍然保持不变；由于交换式以太网不再使用CSMA/CD协议，**网络直径不再受到信号最大往返时间的限制。3.总线拓扑、基于集线器的星形拓扑时代，以太网是广播链路，用CSMA/CD等处理碰撞。如今基于交换机的星形拓扑，采用存储转发分组交换，任何时候不会向相同的接口转发超过一个帧(且交换机是全双工),不会有碰撞，不需要MAC协议。链路层交换机：*交换机的任务***是接收入链路层帧并将它们转发到出链路。交换机自身对子网中的主机和路由器是***透明的，***不会成为寻址对象。**交换机输出接口设有缓存**。**交换机转发和过滤**：***过滤***是决定一个帧应该转发到某个接口还是应当将其丢弃的***交换机功能***。***转发***是决定一个帧应该被导向哪个接口，并把该帧移动到那些接口的***交换机功能***。交换机的过滤和转发**借助于*交换机表(switch table)*完成：**包含某局域网上某些主机和路由器的但不必是全部的表项，交换机表中的**一个表项包含：**一个MAC地址，通向该MAC地址的交换机接口，表项放置在表中的时间。**帧转发的描述类似于数据转发，重要差异**是交换机转发分组基于MAC地址而不是基于IP地址&&交换机表与路由器的转发表的构造方式有很大差别。***帧的过滤和转发过程：***当帧到来时，**1.** 记录帧的到来端口；**2.** 用帧的目的MAC地址查找端口转发表；**3.** **if**找到目的MAC地址（已知节点）**then {** **if**目的地址所在端口=帧的到来端口**then**丢弃（过滤不需要转发的帧）**else**转发帧到表项指定的端口（按转发表转发帧） **} else**扩散帧（未知节点，采用扩散法转发）（向输入端口以外的所有端口转发）***交换机收到帧的处理过程：*用帧的目的地址查找转发表（**转发决策**）：**若目的地址所在端口 = 帧的进入端口，丢弃帧；若目的地址所在端口 ≠ 帧的进入端口，转发帧；若目的地址不在转发表中，扩散帧。**用帧的源地址查找转发表（**更新转发表**）：**若找到地址，将对应表项的生存期设为最大值；若没有找到该地址，添加源地址和进入端口到转发表，设置表项的生存期为最大值。**交换机的表**是自动、动态和自治地建立的，***交换机是自学习的***：**1)**交换机表初始为空；**2)**对于在每个接口接收到的每个入帧，该交换机**在其表中存储：**在该帧源地址字段中的MAC地址，该帧到达的接口，当前时间交换机以这种方式在它的表中记录了发送结点所在的局域网网段。如果在局域网上的每个结点最终都发送了一个帧，则每个结点最终将在这张表中留有记录。**3)**如果在一段时间（称为老化期)后，交换机没有接收到以该地址作为源地址的帧，就在表中删除这个地址。以这种方式，如果一台PC被另一台PC(具有不同的适配器）代替，原来PC的MAC地址将最终从该交换机表中被清除掉。**交换机是即插即用设备(不需人干预配置)。交换机也是双工的，这意味着任何交换机接口能够同时发送和接收。*使用交换机的几个优点，它们不同于如总线或基于集线器的星形拓扑那样的广播链路：*• 消除碰撞：**交换机缓存帧并且决不会在网段上同时传输多于一个帧，交换机的最大聚合带宽是该交换机所有接口速率之和。**• 异质的链路：**交换机将链路彼此隔离，因此局域网中的不同链路能够以不同的速率运行并且能够在不同的媒体上运行**• 管理：**提供强化的安全性；（参见插入材料“关注安全性")交换机也易于进行网络管理，能检测适配器工作异常而内部将其断开；收集带宽使用的统计数据，碰撞率，流量类型等供网络管理者使用。***交换机和路由器比较：***尽管交换机也是一个存储转发分组交换机，但它和路由器是根本不同的，因为它用MAC地址转发分组。交换机是第二层的分组交换机，而路由器是第三层的分组交换机。***交换机的优点和缺点：***即插即用，能够具有相对高的分组过滤和转发速率；为了防止广播帧的循环，交换网络的活跃拓扑限制为一棵生成树，一个大型交换网络将要求在主机和路由器中有大的ARP表，这将生成可观的ARP流量和处理量；交换机对广播风暴并不提供任何保护措施，交换机不能连接异构链路（即MAC协议不同的网络），因为交换机只是按原样转发帧。***路由器的优点和缺点：***分组不会被限制到一棵生成树上，并可以使用源和目的地之间的最佳路径，它们允许以丰富的拓扑结构构建因特网，它们对第二层的广播风暴提供了防火墙保护，路由器可以连接异构链路，因为路由器需重新封装链路层帧；但不是即插即用的，路由器对每个分组的处理时间通常比交换机更长，因为它们必须处理高达第三层的字段。***何时使用交换机或路由器：***几百台主机小网络，交换机就足够了，因为它们不要求IP地址的任何配置就能使流量局部化并增加总计吞吐量；但是在由几千台主机组成的更大网络中，通常在网络中（除了交换机之外）还包括路由器，路由器提供了更健壮的流量隔离方式和对广播风暴的控制，并在网络的主机之间使用更“智能的“路由。***级联交换机：***多个交换机也可以级联在一起，形成更大范围的局域网。Q: 数据包要从A发往F，交换机S1如何知道应转发给S4，而S4如何知道应转发给S2？A: 通过自主学习！（与单交换机情形相同）。***有环网络和生成树算法：***为提高可靠性，网络中通常存在环（冗余链路），这会导致扩散的帧在网络中循环转发；**使用生成树构造无环拓扑：**所有交换机运行一个生成树算法，构造一棵覆盖网络中所有主机的生成树；平时只有生成树上的交换机可在属于生成树的边上转发帧；当生成树上的交换机或链路发生故障时，启用冗余链路，重新计算生成树。***冲突域：***共享同一条广播链路的主机集合；任何一个主机发送的帧（各种帧），可被冲突域中的其它主机接收到。**虚拟局域网（VLAN）：**在大型机构网络中，管理员通常按部门将用户组织到不同的网络中。***管理员配置网络遇到的困难：***同一部门的人员在物理位置上可能很分散（他们的主机连接到在不同的交换机上），但是逻辑上，不同的网络可能需要隔离；用大量的路由器来分割网段，成本很高。***虚拟局域网VLAN：***位于物理局域网上的一个逻辑IP子网，包含了配置为该VLAN成员的所有节点。***每个VLAN在逻辑上是一个独立的网络：*每个VLAN是一个单独的广播域：**一个VLAN中的所有帧流量被限制在该VLAN中；**不同VLAN之间的通信要依赖于网络层路由。划分VLAN**通过软件配置完成。***VLAN的实现基础***是支持VLAN功能的交换机。***管理员配置VLAN：***管理员决定将物理网络划分成几个VLAN、每个VLAN的名字、每个机器在哪个VLAN上；在每个交换机上建立一个配置表，指出通过哪个端口可以到达哪些VLAN的成员（一个交换机端口可以到达多个VLAN的成员）。***如何划分VLAN：***基于交换机端口划分：将某些交换机端口直接、强制性地分配给某个VLAN；基于MAC地址划分：根据用户节点的MAC地址划分VLAN；基于IP地址划分：根据IP子网地址划分VLAN。***交换机如何在VLAN间转发帧：***当一个帧到达时，交换机判断该帧属于哪个VLAN，查找配置表得到该VLAN对应的端口，在该VLAN对应的所有端口上转发帧。***如何知道一个帧属于哪个VLAN：***帧所属的VLAN = 发送节点所属的VLAN；交换机根据帧的到达端口、源MAC地址或源IP地址（取决于VLAN的划分方法），查找VLAN配置表；为避免重复查找 VLAN配置表，交换机将**VLAN标识**放入帧头中；后续交换机通过检查帧头的VLAN标识，得知这个帧所属的VLAN。***IEEE 802.1Q规定了新的以太帧格式***，帧头中包含一个VLAN标签（tag），用于指明帧属于哪个VLAN。***802.1Q 如何与已有网卡兼容：*Q：**我们需要抛弃已有的以太网卡吗？**A：**不用，因为只有交换机会使用VLAN字段；**Q：**谁来产生VLAN字段？**A：**由第一个接收帧、且支持VLAN的交换机添加VLAN字段，由路径上最后一个这样的交换机去掉VLAN字段；**Q：**帧长度不够怎么办?**A：**802.1Q将帧的最大长度提高到1522字节。***三层交换机和路由器：*不同子网或VLAN之间通过路由器转发**，太慢！**三层交换机：**具有部分路由功能、又有二层转发速度的交换机；专为加快大型局域网内部的数据交换而设计；但在安全、协议支持等方面不如专业路由器。**机构网络中三层交换机和路由器的使用：**三层交换机：通常用在机构网络的核心层，连接不同的子网或VLAN；专业路由器：连接机构网络与外网。***三层交换机为什么快：***路由器转发IP包的过程：用目的IP地址查找转发表，获得下一跳IP地址及端口；利用ARP获得下一跳MAC地址；用下一跳MAC地址构造链路层帧，发送。三层交换机转发IP包的过程：将以上第1、第2步的结果缓存到本地三层转发表中；用目的IP地址**查找三层转发表：1）**若命中，直接用下一跳MAC地址构造链路层帧，发送**2）**若未命中，执行以上第1、2、3步。三层交换机转发速度快的原因：一次选路，多次转发。***5.5链路虚拟化：网络作为链路层：* 多协议标签交换(MPLS)**：对于固定长度标签和虚电路的技术，在不放弃基于目的地IP数据报转发的基础设施前提下，当可能时选择性的标识数据报并允许路由器基于固定长度标签(而不是目的IP地址)转发数据报来增强其功能，这些技术与IP协同工作，使用IP寻址和路由选择***。*MPLS首部：**（在第2、3层首部中间）标签、实验、S、TTL字段。**标签交换路由器**：MPLS使能路由器（MPLS加强的帧只能在两个标签交换路由器间发送，不需要提取目的IP地址以及最长前缀匹配查找）**在物理网络上增加一个逻辑层次（IP层）**，在逻辑层上统一编址、统一包格式，互联在一起的网络看起来像一个网络；**用网关连接不同的物理网络：**在逻辑层上选路到下一个网关；将IP包封装在本地网络帧中，发送到下一个网关。***Cerf & Kahn’s Internetwork Architecture：*两级编址:** IP网络，物理网络；**IP层提供统一的网络视图：**地址，包格式；**底层可以是任意的物理网络，**物理网络对于IP层是不可见的，对于IP来说物理网络只是一条虚拟链路而已！***回顾：Web页面请求的历程：*准备：DHCP、UDP、IP和以太网：仍在准备： DNS和ARP：仍在准备：域内路由选择到DNS服务器：Web客户－服务器交互： TCP和HTTP：**

***第6章无线网络和移动网络：***

***Background：***终端（特别是笔记本、智能手机）的处理能力越来越强，成本越来越低，已经成为大众化的电子设备；用户随时随地上网的意愿非常强烈。**与有线固定网络相比，无线移动上网*增加了以下两方面的问题：*无线（wireless）：**使用无线链路通信，给物理层和数据链路层带来很多问题；**移动（mobility）：**终端改变网络接入点，给网络层带来很大问题。***6.1概述：无线网络的组成：*无线终端**，运行网络应用，可能静止或移动（无线并不一定意味着移动）。**基站，**通常连接到固定网络，在无线终端和固定网络之间中继数据包；如802.11AP，蜂窝塔，无限LAN中的接入点；通常负责协调与之关联的多个无线主机的传输。**无线链路：**主机通过无限通信链路连接到一个基站或另一台无线主机，需要MAC协议协调无线链路的使用，不同的无线链路技术具有不同的传输速率和传输距离(覆盖距离)。**网络基础设施**。***无线网络的运行模式：*基础设施模式：**无线终端通过基站连接到固定网络（网络基础设施），所有传统的网络服务由固定网络通过基站提供给连接的主机；***切换：***无线终端接入到不同基站的过程。**自组织模式：**网络中没有基站，节点只能与其通信范围内的节点通信，节点相互帮助转发分组，主机本身必须提供诸如路由选择、地址分配等服务，每个节点既是终端又是路由器。***无线网络的分类：*1. 单跳有基础设施：**主机连接到基站（仅一个无线跳），基站连接到固定网络(如WiFi，3G蜂窝网)；**2. 多跳有基础设施：**主机通过多个无线节点的中继才能到达基站，基站以有线方式连接到固定网络（如无线网状网络）**3. 单跳无基础设施：**无基站，不连接到固定网络，节点间通信不需要中继，一个结点可以协调其他结点的传输（如蓝牙网络，自组织模式网络）**4. 多跳无基础设施：**无基站，不连接到固定网络，节点间通信需要通过其它无线节点中继，结点可能移动而改变连接关系（如移动自组织网，车载自组织网）。***6.2无线链路和网络特征：无线链路的特性：*信号强度衰减：**信号在传播过程中随距离增大，能量逐渐减少（路径损耗）；**干扰：**受到其它信号源(如同一频段发送信号的电磁波源)的干扰；**多径传播：**由于地面或物体的反射作用，信号沿多条不同长度的路径到达接收端；**以上特性导致无线链路的传输距离受限、误码率很高。调制技术：信噪比**(SNR，单位dB分贝)：无线主机收到的信号和噪声强度的相对测量，越高越好。**比特差错率BER:**接收方收到的有错传输比特的概率与SNR之比，越低越好。对于给定的物理层调制方案，SNR越高，BER会越低；给定SNR，有较高比特传输率的调制技术有较高的BER；物理层调制技术可动态选择，来适配对信道条件的调制技术。***无线网络的特性：*(a) 隐藏结点问题：**C正在向B发送；A监听到信道空闲，A向B发送；A和C的信号在B冲突，但A和C之间由于环境物理阻挡或信号强度衰减而无法相互检测彼此的传输；**(b) 暴露节点问题：**B准备向C发送；B监听到信道忙（A在发送）；B不发送，但其实B可以发送（A和B的信号不会在C冲突）。***CSMA不适合多跳无线网络：***通过载波侦听，发送节点只能知道其周围是否有节点在发送；但真正影响此次通信的是接收节点周围是否有节点在发送。***隐藏节点：***不在发送节点的通信范围内、但在接收节点通信范围内的活跃节点。（发送节点听不到，但影响接收）***暴露节点：***在发送节点的通信范围内、但不在接收节点通信范围内的活跃节点。（发送节点能听到，但不影响接收） ***6.3 WIFI：802.11无线LAN：*802.11b：**2.4-5 GHz range，up to 11 Mbps；**802.11a**：5-6 GHz range，up to 54 Mbps；**802.11g：**2.4-5 GHz range，up to 54 Mbps；**802.11n:**多天线，2.4-5 GHz range，up to 200 Mbps。***均使用CSMA/CA*** 作为MAC协议；都***支持基础设施模式和自组织模式***；链路层帧格式相同；物理层不同。**802.11无线局域网架构：*802.11无线LAN的基本组成单元***是***基本服务集（BSS）；***一个BSS**包括：**若干无线终端，一个无线接入点AP（中央**基站**）；而AP则会连接到交换机或路由器从而连入因特网。每个无线接口（终端及AP）均有一个全局唯一的MAC地址。***基础设施无限LAN：***基础设施指AP连同互联AP和一台路由器的有线以太网***。802.11信道与关联：***802.11将通信频段划分成若干信道，每个BSS**分配一个信道：**管理员安装AP时，为AP分配一个***服务集标识符（SSID）***，并选择AP使用的信道号，当两个信道由4个或更多信道隔开时才无重叠，特别是1,6,11是唯一的3个非重叠信道集合；相邻AP使用的信道可能相互干扰。**主机必须与一个AP关联：**扫描11个部分重叠的信道，监听各个AP发送的信标帧（包含AP的SSID和MAC地址），选择一个AP进行关联（可能需要身份鉴别），使用DHCP获得AP所在子网中的一个IP地址。***802.11主动/被动扫描：*被动扫描：**主机扫描信道和监听AP发送的信标帧，主机选择一个AP发送关联请求帧，AP向主机发送关联响应帧；**主动扫描：**主机向范围内所有AP广播探测请求帧，AP发送探测响应帧，主机从收到的探测响应中选择一个AP发送关联请求，AP发送关联响应帧。**802.11 MAC协议：采用带碰撞避免的*载波侦听多路访问(CSMA/CA)*：**发送前监听信道，不与当前正在进行的发送冲突；**802.11MAC协议未实现碰撞检测的原因**：1.检测碰撞的能力要求站点具有同时发送和接收的能力，制造硬件代价大（接收信号的强度远小于发送信号的强度），2.不能检测出所有的冲突（隐藏终端问题、衰减问题）。***目标：***避免冲突CSMA/C(ollision)A(voidance)。***以太网和802.11都使用载波侦听随机接入，但这两种MAC协议有重要的区别：***802.11使用碰撞避免而非碰撞检测；由于无线信道相对较高的误比特率，802.11(不同于以太网）使用链路层确认／重传(ARQ)方案。**链路层确认:**目的站点收到通过CRC检测的帧后，等待一个短帧间间隔(**SIFS**)的时间，发回一个确认帧，若发送站点在给定时间未收到确认帧，则重传，若干次重传仍未有确认时，则放弃发送。***802.11的操作模式：PCF（Point Coordination Function）模式：***该模式只能用于有基础设施（基站）的无线网络，由基站控制单元内的所有通信活动；**轮询：**基站依次询问单元中的节点，被询问到的节点可以发送它们的帧，不会有冲突发生；**新节点注册：**新加入的节点可以注册一个恒定速率的轮询服务，声明自己希望得到的带宽；PCF的实现是可选的。***DCF（Distributed Coordination Function）模式：***可用于有基础设施的无线网络和无基础设施的无线网络，所有实现必须支持DCF模式；所有节点（AP和无线终端）使用CSMA/CA协议竞争信道。***CSMA/CA支持两种机制：***信道预约机制（可选,用以在有**隐藏终端时避免碰撞**），无信道预约的机制。***不使用信道预约机制的CSMA/CA：***当节点有帧要发送时，侦听信道：1）若一开始就侦听到信道空闲，等待DIFS(分布式帧间间隔)时间后发送帧2）否则，选取一个随机回退值，在侦听到信道空闲时递减该值；在此过程中若侦听到信道忙，冻结计数值3）当计数值减为0时，发送整个帧并等待确认4）若收到确认帧，表明帧发送成功，若还有新的帧要发送，从第2步开始CSMA/CA；若未收到确认，重新进入第2步中的回退阶段，并从一个更大的范围内选取随机回退值；如果有k个节点等待发送，它们随机选取的回退值确定了它们的发送顺序。***使用信道预约机制的CSMA/CA：***假设A欲向AP发送一个数据帧：A向AP发送(实际是广播)一个RTS（请求发送）帧，帧中给出随后要发送的数据帧及确认帧需要的总时间；AP收到后广播一个CTS（允许发送）帧，帧中给出同样的时间，也指示其他站点不要在预约期发送；A收到CTS帧后开始发送；AP收到帧后，发送一个ACK帧进行确认；（A附近）收到RTS帧及（AP附近）收到CTS帧的节点均沉默指定的时间，让出信道让A和AP完成发送；若A和B同时发送RTS帧，产生冲突，不成功的发送方随机等待一段时间后重试。（RTS和CTS很短，所以碰撞损耗小，但同样引入了时延，消耗了信道资源，所以一般**仅用于为长数据帧预约信道**）。***CSMA/CA与CSMA/CD的不同：*最根本的不同：**CSMA/CD在发送过程中检测冲突，而CSMA/CA在发送过程中不检测冲突；**由此带来的协议处理方面的不同：**在CSMA/CD中，节点侦听到信道空闲时立即发送；在CSMA/CA中，节点侦听到信道空闲后要随机回退；**原因：**冲突对无线网络损害很大，要尽可能避免。**802.11帧格式：有效载荷：**IP数据报/ARP分组，一般<1500字节。**CRC字段**。**序号字段：**区分新传输的帧和重传帧；**持续期字段：**传输数据帧时间+传输确认的时间。**帧控制字段：**包括许多子字段，类型/子类型：区分关联，RTS,CTS,ACK,数据帧；WEP:是否加密。***四个地址字段：***Address 1：帧的目的MAC地址；Address 2：帧的源MAC地址；Address 3：连接AP的路由器接口的MAC地址；Address 4：只在自组织模式中使用。***802.11帧寻址举例：1.***无线终端H1向路由器R1发送帧，它的AP已知：H1构造一个address 1 = AP MAC，address 2 = H1 MAC，address 3 = R1 MAC，将该帧发给AP；AP将这个802.11帧转换为802.3帧（有线），后者的dest addr = R1 MAC，source addr = H1 MAC。***2.***从路由器R1向无线终端H1发送数据报：路由器知道H1的IP地址，用ARP确定H1的MAC，然后封装为以太网帧，source addr=R1 MAC,dest addr=H1 MAC。该帧到达AP后，从802.3转为802.11帧，addr1=H1 MAC,addr2=AP MAC,addr3=R1 MAC,然后传给H1 **AP连接路由器的有线端口没有MAC地址！AP仅对无线终端可见，对于固定网络上的设备是不可见的**。**802.11终端在子网内移动：*切换：***终端从一个BSS移动到另一个BSS。**发生切换时，终端要关联到新的AP上：**当H1检测到来自AP1的信号逐渐减弱时，开始扫描新的信标帧；当H1收到来自AP2、信号更强的信标帧时，先解除与AP1的关联，然后关联到AP2。发生切换时，交换机（连接AP1和AP2）中的**转发表**也需要更新。交换机***通过自主学习更新转发表：***交换机收到H1发送的帧时，更新H1所在的端口；若转发表未及时更新，可能产生丢包。**802.11f规定了AP间漫游的方法**。**主机停留在同一个IP子网中，因而IP地址保持不变，**切换过程中，终端上的应用正常运行：由于IP地址没变，网络层及以上层次感觉不到这个移动，切换过程中产生的延迟及丢包，在上层协议看来是正常的。**802.11高级特色：*速率适应：***当主机移动或信噪比变化时，基站和主机动态改变传输速率（物理层调制技术）；***功率管理：*节点设置功率管理比特，告知AP它将进入休眠状态：**节点进入休眠，并在下一个信标帧之前醒来；在节点休眠期间，AP缓存发往该节点的帧；AP在发送的信标帧中包含一个移动节点列表，这些节点有帧缓存在AP中；列表中的节点向AP请求帧(探询报文)，其余节点重新进入休眠。***蓝牙和ZigBee：*蓝牙**：短距离通信，低功率、小范围、低速率，又称**无线个人区域网络(WPAN),**其链路层、物理层基于蓝牙规范；TDM方式工作，每个时隙内发送方利用79个信道中一个进行传输，下一个时隙以伪随机方式变更信道，称为**跳频扩展频谱**。是自组织网络，皮克网：多达8个活动设备(1个主设备，其余从设备)，多达255个寄放设备（被主设备变为活动后才能通信）ZigBee：较蓝牙更低功率、低数据率、低工作周期，用于家庭传感器等。特色：主/从设备；全功能设备(主设备)间配置为网状网络。超帧：信标帧+竞争时隙（CSMA/CS等接入）+确保时隙（两者合为活跃周期）+非活跃周期。6.5***终端在IP子网间移动（移动管理：原理）：*移动性：**同一子网；在不同子网间移动但关闭连接；不同子网间移动且维持连接。终端进入到一个新的子网后，必须分配该子网上的一个地址（DHCP），并使用新的地址通信，不能保留其IP地址。然而，当终端改变IP地址后，终端上正在运行的应用将中断：通信的对方不知道终端的新地址，无法与其通信；即使对方获知了终端的新地址，应用必须重新建立连接，因为通信的端点（套接字）变了。**归属网络：**移动节点的永久“居所”(e.g.，128.119.40/24)。**永久地址：**移动节点在归属网络中的地址，总是可以使用这个地址与移动节点通信，即使移动也保持不变（e.g., 128.119.40.186）。**归属代理：**当移动节点在外地时，为移动节点执行移动管理功能的实体。**外部网络/被访网络：**移动节点当前所在的网络(e.g.，79.129.13/24)。**外部代理：**外部网络上为移动节点执行移动管理功能的实体。**转交地址：**移动节点在外部网络上的地址(e.g.，79,129.13.2)。**通信者：**希望与移动节点通信的节点。***移动节点注册：***移动节点进入外部网络后，向外部代理注册(当然离开时会取消注册)并获得**转交地址COA**；移动节点通过外部代理向归属代理注册，通知该COA(外部代理不需要显式向归属代理注销COA,因为会有新的外部代理注册新的COA)；**最终结果：**外部代理知道移动节点在本地网络上；归属代理知道移动节点的转交地址，记录到地址绑定表中。***间接选路到移动节点：***通信者在数据包中使用移动节点的永久地址；归属代理截获数据包，转发给外部代理(这里是把原数据报封装到新的数据报，新目的地址为转交地址)；移动节点直接将响应发送给通信者。**需要的协议：**移动结点到外部代理的协议，外部代理到归属代理的注册协议，归属代理数据报封装协议，外部代理拆封协议。***间接选路：三角路由选择问题：***移动节点**使用两个地址：**永久地址——通信者用来向移动节点发送数据报（从而移动节点的位置对于通信者是透明的）；转交地址——归属代理用来向移动节点转发数据报；**三角选路：**通信者-归属网络-移动节点；当通信者和移动节点在同一个网络中时很低效。***间接选路：终端在外地网络间移动：***假设节点移动到另一个网络：向新的外地代理注册；新的外地代理向归属代理注册；归属代理更新移动节点的转交地址；归属代理使用新的转交地址向移动节点转发包；节点移动及变换外地网络等**对通信者都是透明的：**正在进行的通信可以保持（只是可能在移动过程中有丢包，但很正常）！***直接选路到移动节点：***通信者通过**通信者代理**向归属代理请求，并获知移动节点的转交地址（此步以后不必再做）；通信者将包发送给外部代理；外部代理将包转发给移动节点；移动节点直接向通信者发送。***引入的两个挑战***：1.需要一个**移动用户定位协议**让通信者代理查询移动结点的COA；2.移动结点从一个外部网络移动到另一个外部网络时，通信者代理如何知晓(新外部代理向**锚外部代理**提供移动结点新的COA，并且锚外部代理收到发往该移动结点的数据报时，会用新的COA重新封装数据报并转发给该新外部代理)。***直接选路: comments：***克服了三角选路的问题；对通信者不透明：通信者需要知道移动节点的转交地址，通信者（包括固定节点）需要增加对移动通信的支持。***6.6移动IP（RFC 3344）：*具有许多我们已经看到的特性，如：**归属代理，外部代理，永久地址，转交地址，移动节点注册、封装、拆封；**标准化了三个部分：**代理发现，(移动节点)向归属代理注册，数据报间接路由选择。***代理发现：归属代理或外部代理向移动结点通告其服务，以及移动节点请求外部代理或归属代理的服务所用协议。1.***愿意充当归属代理或外部代理的路由器定期在网络上广播代理通告，宣布自己的存在及IP地址（类型9的ICMP报文，有扩展字段：归属代理比特，外部代理比特，注册要求比特，M、G封装比特，转交地址字段）；2.愿意充当外部代理的路由器在代理通告中会提供一个或多个转交地址（通常使用自己的IP地址作为转交地址）；3.移动节点通过接收和分析代理通告，判断自己是否处于外部网络以及是否切换了网络；4.如果发现在外部网络上，移动节点从外地代理提供的转交地址中选择一个作为自己的转交地址。**5.代理请求**：移动节点也可以广播代理请求报文（ICMP，类型10），收到请求的代理将向移动结点单播代理通告。***向归属代理注册：***可通过移动节点自己或外部代理来完成注册或注销。移动节点向外部代理发送一个移动IP注册报文（用UDP承载），给出自已的COA，归属代理地址HA，移动结点的永久地址MA，请求的注册寿命，注册标识；外地代理记录相关信息，向归属代理转发注册请求；归属代理处理注册请求，若认证通过，将移动节点的永久地址及转交地址保存在绑定表中，发回一个移动IP注册回答（含HA，MA，实际注册寿命(一般比请求的短)，注册标识）；外地代理收到有效的注册响应后，将移动节点记录在自己的转发表中，向移动节点转发注册响应；当移动节点回到归属网络时，要向归属代理注销。***数据报间接选路：***数据包首先被归属代理得到；归属代理查找地址绑定表，获得移动节点当前的转交地址；归属代理将数据包发送到转交地址；外地代理将数据包转发给移动节点。***归属代理如何得到数据报？*若通信者不在归属网络上：**数据包首先到达移动节点归属网络上的路由器；路由器查表得知可以直接交付，于是查找ARP缓存或者发送ARP请求，以获取移动节点的MAC地址；利用得到的MAC地址，将数据报封装到链路层帧中发送；**若通信者在归属网络上：**通信者查表得知移动节点直接可达，于是查找ARP缓存或者发送ARP请求，利用得到的MAC地址封装数据报，发送。***数据报如何能被归属代理得到？***链路层帧的目的地址必须是归属代理的MAC地址；也就是说，移动节点的永久地址应当映射到归属代理的MAC地址。***ARP代理：***归属代理为位于外地网络的移动主机发送ARP响应，用自己的MAC地址进行响应；也就是说，将移动主机的永久地址映射到归属代理的MAC地址。***免费ARP：***当接收到移动主机的注册请求后，归属代理主动发送ARP请求，刷新其它节点的ARP缓存。***数据报如何到达转交地址？****归属代理如何将数据报发送到转交地址？*归属代理收到的数据报，目的地址为移动节点的永久地址，而移动节点的转交地址位于外地网络。*如何将目的地址在归属网络的数据报送达外地网络？****方法：***修改目的地址=转交地址 （×）（转交地址是外地代理的IP地址，而数据报的最终目的地应是移动节点）；**使用隧道（√）（隧道技术的又一个应用例子）。*归属代理通过隧道转发数据包：*归属代理向外地代理发送的包：**Src IP = 归属代理IP，Dst IP = 转交地址，里面封装着通信者发送的包（这个包的dest是永久地址）；**外地代理向移动节点发送的包：**通信者发送的原始包。***外地代理如何转发数据包到移动节点？***外地代理解封装收到的数据包，得到原始数据报；*外地代理如何获得移动节点的MAC地址？在移动节点注册阶段，外地代理获知了移动节点的永久地址和MAC地址，记录在其转发表中；外地代理根据目的IP地址查找转发表，得到移动节点的MAC地址*；外地代理利用移动节点的MAC地址，将数据报封装到链路层帧中，发送给移动节点。***移动节点如何发送数据包？***移动节点将数据包发送给外地代理（缺省路由器）：SrcIP=移动节点永久地址，DestIP=通信者IP地址，SrcMAC=移动节点MAC，DestMAC=外地代理MAC；外地代理按照正常方式转发数据包。***移动节点如何得知外地代理的MAC地址？***代理通告报文的源MAC是外地代理的地址。***6.8无线和移动对上层协议的影响：对运输层的影响：无线链路带来的问题：***误码率、丢包率（因为丢失可能因为网络阻塞，也可能因为切换而引入时延）、延迟增大。***节点移动带来的问题：***丢包、延迟增大。**逻辑上，没什么影响：**为上层协议提供的仍然是尽力而为的服务，因此TCP和UDP也可以运行在无线网络上。**性能上，有很大影响：**丢包率高，传输延迟增大；TCP将丢包（长延迟也当作丢包）解释为拥塞，不必要地减小拥塞窗口，导致应用吞吐率很低；无线链路、有线/无线混合链路上的TCP拥塞控制是一个研究问题，三种可能的方法：1.本地恢复（比特差错） 2.TCP发送方知晓无线链路，并区分处理；3.分离连接方法：移动用户-无线接入点为新的选择性重传协议，无线接入点和其他通信端点为标准TCP/UDP。***对应用层的影响***：无线链路带宽低。

***第8章计算机网络中的安全：***

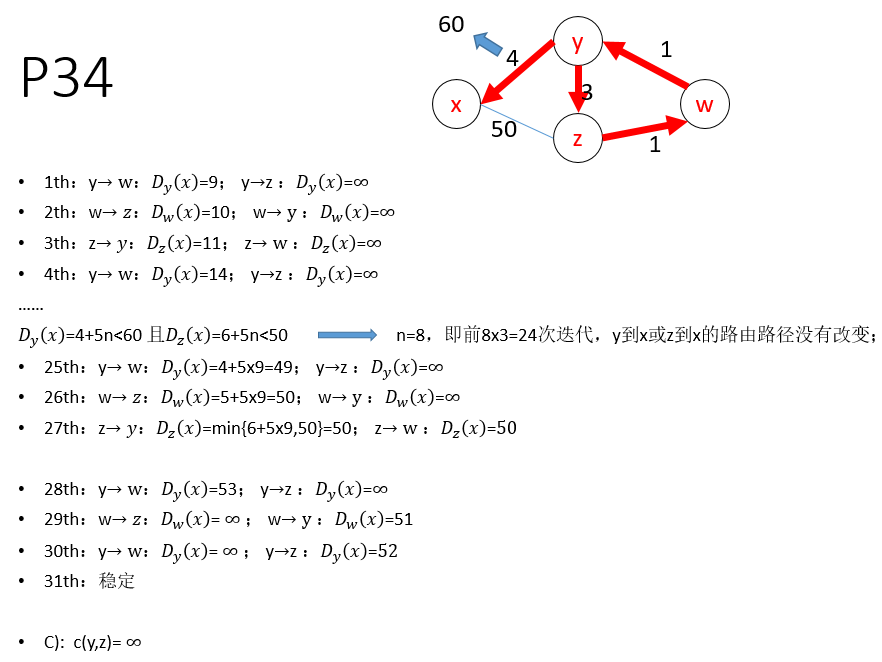
***8.1什么是网络安全：网络安全的通用定义：***网络安全是指网络系统的硬件、软件及其系统中的数据受到保护，不受偶然的或者恶意的原因而遭到破坏、更改、泄露，系统连续可靠地运行，网络服务不中断。***安全通信***具有下列所需要的特性：**• 机密性：**报文内容的机密性，窃听者无法理解，通信活动的机密性；**• 报文完整性：**报文来自真实的源，且传输过程中未被修改。**• 端点鉴别：**发送者和接收者能够证实对方的身份；**• 运行安全性：**网络不受攻击，网络服务可用(防火墙、入侵检测系统等用于反制对机构网络的攻击)。***安全攻击的类型：被动攻击：***试图从系统中获取信息，但不对系统产生影响；**两种类型：*偷听：***监听并记录网络中传输的内容；***流量分析：***从通信频度、报文长度等流量模式推断通信的性质。***主动攻击：***试图改变系统资源或影响系统的操作；**四种类型：*伪装：***一个实体假冒另一个实体；***重放：***从网络中被动地获取一个数据单元，经过一段时间后重新发送到网络中；***报文修改：***改变报文的部分内容、推迟发送报文或改变报文的发送顺序；***拒绝服务：***阻止通信设施的正常使用或管理（如通过使系统资源过载拒绝合法用户的服务请求）。***常见的安全机制：加密：***使用数学算法对数据进行变换，使其不易理解；***鉴别：***通过报文交换确信一个实体的身份，以防假冒；***数据完整性：***用于保护数据单元或数据单元流的完整性，以防报文修改；***数字签名：***附加在一个数据单元后面的数据，用来证明数据单元的起源及完整性，以防伪造及抵赖；***流量填充：***在数据流间隙中插入比特，以挫败流量分析的企图；***访问控制：***通过授权机制限制用户对资源的访问，防止越权。***8.2密码学的原则：明文（plaintext）：***欲加密的原始数据；***密文（ciphertext）：***明文经**加密算法**作用后的输出；***密钥（key）：***加密和解密时需要使用的参数；***密码分析（cryptanalysis）：***破译密文；***密码学（cryptology）：***设计密码和破译密码的技术统称为密码学。***按照加密密钥与解密密钥是否相同，加密算法分为：*对称**加密算法：加密密钥与解密密钥相同且是秘密的；**非对称**加密算法(公开密钥系统)：加密密钥与解密密钥不同，加密密钥公开，解密密钥仅一方知道。***按照明文被处理的方式，加密算法分为：*块密码（分组密码）：**每次处理一个明文块，生成一个密文块；**流密码：**处理连续输入的明文流，并生成连续输出的密文流。**对称密钥密码体制：*替换密码：***用密文字母替换明文字母，但字母位置不变；例子：凯撒密码(后数第k个字母替换)，单字母表替换(单码代替密码)，多字母表替换(多码替代密码，明文里不同位置出现的相同字母可能以不同方式编码，如以C1,C2,C2,C1的方式交替使用两个凯撒密码)；密钥：字母映射表。**换位密码：**保留明文字母不变，但改变字母的位置；例子：列换位密码。***密码的安全性：*传统**加密方法的安全性建立在算法保密的基础上，现**代**加密方法也使用替换和换位两种基本手段，但现代密码学的基本原则是：加密与解密的算法是公开的，只有密钥是需要隐藏的。一个加密算法被称为是***计算安全***的，如果由该算法产生的**密文满足以下两个条件之一：**破译密文的代价超过信息本身的价值；破译密文所需的时间超过信息的有效生命期。现代密码学中，密码的安全性是通过算法的复杂性和密钥的长度来保证的。***针对加密系统的密码分析攻击：唯密文攻击：***密码分析者仅能根据截获的密文进行分析，以得到明文或密钥（对密码分析者最不利的情况）；***已知明文攻击：***密码分析者除了有截获的密文外，还有一些已知的“明文-密文对”来帮助破译密码，以得出密钥；***选择明文攻击：***密码分析者可以任意选择一定数量的明文，用被攻击的加密算法加密，得到相应的密文，以利于将来更有效地破解由同样加密算法及相关密钥加密的信息。**一个安全的加密系统必须能抵御选择明文攻击，**全表块密码难以实现。**对称加密技术两种宽泛类型：**流密码和块密码（本节讲后者）：块密码通常用函数模拟随机排列表（原本64bit块映射表太大，考虑每8bit用一个表处理，同时经过64bit置乱函数和n轮循环）。块密码实际例子：***DES（数据加密标准）：***块加密算法，每次以64比特的明文块作为输入，输出64比特的密文块；DES是基于迭代的算法，每一轮迭代执行相同的替换和换位操作，但使用不同的密钥(密钥决定了特定映射表以及算法内部的排列)；DES使用一个56比特的主密钥，每一轮迭代使用的子密钥（48比特）由主密钥产生；一种对称加密算法，加密和解密使用相同的函数，两者的不同只是子密钥的次序刚好相反；缺点：密钥长度不够长，迭代次数不够多。***DES的计算过程：***首先进行一次初始换位（permute），然后进行16轮相同的迭代，每轮迭代使用一个不同的子密钥（由主密钥生成），最后再进行一次换位（与初始换位相反）。***3DES***使用两个密钥进行**三轮DES计算：**第一轮令DES设备工作于加密模式，使用密钥K1对明文进行变换；第二轮令DES设备工作于解码模式，使用密钥K2对第一轮的输出进行变换；第三轮令DES设备工作于加密模式，用密钥K1对第二轮的输出进行变换，输出密文。***有关3DES的三个问题：***为什么使用两个密钥而不是三个密钥？112比特的密钥已经足够长。为什么不使用两重DES（EE模式）而是三重DES？考虑采用EE模式的两重DES，且攻击者已经拥有了一个匹配的明文--密文对（P1, C1），即有C1＝EK2 (EK1 (P1 ) )，令X＝EK1(P1)＝DK2(C1)，攻击者分别计算EK1(P1)和DK2(C1)，并寻找使它们相等的K1和K2，则穷尽整个密钥空间只需256的攻击量而不是2112。（中途攻击）为什么是EDE而不是EEE？为了与单次DES兼容。3DES用户解密单次DES用户加密的数据，只需令K1＝K2就行了。***AES（Advanced Encryption Standard）：***每次处理128比特明文块，输出128比特密文块；密钥长度可以是128、192或256比特；如果使用强力方法破解，假设破解DES需要1秒，则破解AES（128比特密钥）需要149万亿年！***密码块链接：***若每个明文块被独立加密，相同的明文块生成相同的密文块，容易被重放攻击利用。**密码块链接（CBC）：1.** 发送方生成一个随机的kbit初始向量c(0)，用明文发送给接收者；2. 每一个明文块加密前，先与前一个密文块进行异或，然后再加密：第一个明文块与c(0)异或，相同的明文块几乎不可能得到相同的密文块，并且不因引入随机性而产生额外的大量带宽（只额外传送C(0)），而后果是需要在协议中提供机制分发初始向量（IV）C(0)。**公开密钥加密：对称加密算法：**要求发送者和接收者使用同一个密钥；存在密钥传递问题：发送方选择了一个密钥后，如何将密钥安全地传递给接收方？**非对称加密算法：**发送者和接收者不共享密钥，发送者使用接收方所公开的公钥，接收者使用私钥，不存在密钥传递问题：加密密钥是公开的，解密密钥是私有的。***公开密钥算法的使用：***每个用户生成一对加密密钥和解密密钥：加密密钥放在一个公开的文件中，解密密钥妥善保管；当Alice希望向Bob发送一个加密信息时：Alice从公开的文件中查到Bob的加密密钥，用Bob的加密密钥加密信息，发送给Bob；Bob用自己的解密密钥解密信息。**公开密钥和私有密钥：**公开密钥：加密密钥，由发送者使用；私有密钥：解密密钥，由接收者使用。***要求：***KB-(KB+(m)) = m，给定公钥KB+，不可能计算出私钥KB-。***公开密钥算法应满足的条件：***从计算上说，生成一对加密密钥和解密密钥是容易的，已知加密密钥，从明文计算出密文是容易的，已知解密密钥，从密文计算出明文是容易的，从加密密钥推出解密密钥是不可能的，从加密密钥和密文计算出原始明文是不可能的。***公开密钥算法两个问题：***入侵者知道该公钥和加密算法，可以据此发起选择明文攻击；加密密钥是公开的，任何人都可能向Bob发送一个已加密的报文，在单一共享密钥情况下，发送方知道共享秘密密钥的事实就已经向接收方隐含地证实了发送方的身份，然而在公钥体制中，这点就行不通了，因为任何一个人都可向Bob发送使用Bob的公开可用密钥加密的报文，这就**需要用数字签名把发送方和报文绑定起来**。***RSA算法：生成密钥：***选择两个大(越大破解难度越大)素数ｐ和ｑ（典型值为p\*q是1024数量级）；计算n＝p\*q和z＝(p-1)\*(q-1)；选择一个与z互质的数e，且e<n(用于加密)；找到一个d(用于解密)使满足e\*d＝1 (mod z)；公开密钥为(n,e)，私有密钥为 (n,d)。***RSA算法：加密和解密：*加密方法：**将明文看成是一个比特串，将其划分成一个个数据块M，且有0≤M＜n；对每个数据块M(比特串换成对应10进制整数)，计算C＝M^e (mod n)，C即为M的密文；**解密方法：**对每个密文块C，计算M＝C^d (mod n)，M即为要求的明文。***RSA: 另一个重要的特性：***先用公钥再用私钥和先用私钥再用公钥结果相同。***RSA的特点***：优点：安全性好：RSA的安全性建立在难以对大数因数分解的基础上，这是目前数学家尚未解决的难题；使用方便：免除了传递密钥的麻烦。缺点：计算开销大，速度慢。***RSA的应用：***RSA一般用来加密少量数据，如用于鉴别、数字签名或发送一次性**会话密钥**(用于对称加密算法)等。***8.3报文完整性和数字签名：报文完整性（又称报文鉴别码MAC）：***用于验证一个报文是否可信的技术。***一个报文是可信的，如果***它来自声称的源并且没有被修改。**报文鉴别涉及*两个方面：****起源鉴别：*报文是否来自声称的源；*完整性检查：*报文是否被修改过。***方法一：对整个报文加密：***如果发送方和接收方有一个共享的密钥，可以通过加密报文来提供报文鉴别：发送方用共享的密钥加密整个报文，发送给接收方；如果接收方能够正确解密收到的报文，则报文必是可信的。缺点：混淆了机密性和报文鉴别两个概念，有时我们只想知道报文是否可信，而报文本身并不需要保密；加密整个报文会带来不必要的计算开销。***将报文鉴别与数据机密性分开：*设想：**发送者用明文发送报文，并在报文后附上一个标签，允许接收者利用这个标签来鉴别报文的真伪；**用于鉴别报文的标签必须满足两个条件：**能够验证报文的完整性（是否被修改），不能被伪造。***数据完整性和报文摘要：报文摘要（数字指纹）：***将一个散列函数作用到一个任意长的报文m上，生成一个固定长度的散列值H(m)，这个散列值称为该报文的报文摘要（message digest），也称数字指纹。***使用报文摘要验证报文的完整性：***发送者对发送的报文计算一个报文摘要，作为标签和报文一起发给接收者；接收者对收到的报文也计算一个报文摘要，和收到的标签（发送方计算的报文摘要）进行比较。***如何确定真的来自声称的源（可能整体被改为(m’,H(m’)）？:密码散列函数+鉴别密钥如何保证报文摘要不被修改？报文鉴别之方法二：***发送方计算报文摘要，然后用与接收方共享的密钥加密报文摘要，形成报文鉴别标签（也称***报文鉴别码***）；接收方用共享的密钥解密报文鉴别码，得到发送方计算的报文摘要，与自己计算的报文摘要进行比较；缺点：需要使用加密算法。**密码散列函数：*为什么要开发一个不需要加密算法的报文鉴别技术？***加密软件通常运行得很慢，即使只加密少量的数据；加密硬件的代价是不能忽略的；加密算法可能受专利保护（如RSA），因而使用代价很高；加密算法可能受到出口控制（如DES），因此有些组织可能无法得到加密算法。***使用密码散列函数（cryptographic hash function）生成报文鉴别码（MAC）：***使用密码散列函数从报文计算报文摘要时需要包含一个双方共享的**鉴别密钥**，但它并不用来做加密运算；发送方用双方共享的一个秘密密钥KS添加到报文m之前，然后计算报文摘要H ( KS || m )形成报文鉴别码。***散列函数H应满足的特性：1.***H能够作用于任意长度的数据块，并生成固定长度的输出；2.对于任意给定的数据块x，H(x)很容易计算；3.对于任意给定的值h，要找到一个 x 满足H(x)=h，在计算上是不可能的（单向性）：该特性对于使用密码散列函数的报文鉴别很重要，如果根据 H(KS||m)=h 可以找到一个 x，使得H(x)=h，那么根据 x 和 m 可以推出KS；4.对于任意给定的数据块x，要找到一个 y≠x 并满足H(y)=H(x)，在计算上是不可能的：该特性对于使用加密算法的报文鉴别很重要，如果能找到一个不同于x的数据块y，使得H(y)=H(x)，那么就可以用y替换x而不被接收方察觉；5.要找到一对（x, y）满足H(y) = H(x)，在计算上是不可能的。（抵抗生日攻击）满足前四个特性的散列函数称为**弱散列**函数，满足所有五个特性的散列函数称为**强散列**函数。***散列函数标准：***目前使用最多的两种散列函数：MD5：散列码长度为128比特；SHA-1：美国联邦政府的标准，散列码长度为160比特；目前获得最多支持的密码散列函数方案为HMAC，已应用到许多安全协议中。**数字签名：*一个可以替代手写签名的数字签名必须满足以下三个条件：***接收方通过文档中的数字签名能够鉴别发送方的身份（起源鉴别），发送方过后不能否认发送过签名的文档（防抵赖），接收方不可能伪造被签名文档的内容。MAC无法胜任这项工作，因为有两个人拥有密钥，可能被对方伪造。***用私钥加密报文摘要：***发送方先用散列函数计算报文摘要，然后用自己的私钥加密报文摘要形成数字签名，数字签名附加在报文后面一起发送；接收方拷贝一份数字签名，妥善保存，以备将来需要时使用；接收方用发送方的公钥得到原始的报文摘要，对收到的报文计算摘要，如果两者相符，表明报文是真实的。***数字签名与MAC进行比较：***数字签名和MAC都以一个报文（或一个文档）开始。为了从该报文中生成一个MAC，我们为该报文附加一个鉴别密钥，然后取得该结果的散列；注意到在生成MAC过程中既不涉及公开密钥加密，也不涉及对称密钥加密；为了生成一个数字签名，我们首先取得该报文的散列，然后用我们的私钥加密该报文摘要（使用公钥密码）；因此，数字签名是一种“技术含量更高的”技术，因为它需要一个如后面描述的、具有认证中心支撑的公钥基础设施(PKI)。***公钥认证：***为使公钥密码体系有实际应用，每个实体必须能够确认它得到的公钥确实来自声称的实体；解决方案是引入证书机制：使用证书（certificate）来证明某个主体（principal）拥有某个公钥，证书由一个可信任的第三方机构颁发，该机构称为认证中心CA（certification authority）；**证书**包含公钥、公钥所有者全局唯一身份标识信息(如人名/IP地址)和CA的签名（利用CA的私钥），任何人无法伪造或篡改证书的内容；当一个主体获得其公钥证书后，可将证书放在任何一个可公开访问的地方。***证书的获取：***Bob向CA注册其公钥：Bob向CA提供身份证明；CA验证了Bob的身份后创建证书，绑定Bob及其公钥；证书包含Bob的公钥，并有CA的签名。***证书的验证：***当Alice需要Bob的公钥时：获取Bob的证书；使用CA的公钥验证Bob的证书，得到Bob的公钥。***8.4端点鉴别：端点鉴别：***一个实体经过计算机网络向另一个实体证明其身份的过程。鉴别应当在报文和数据交换的基础上，作为某***鉴别协议***的一部分独立完成。鉴别协议通常在两个通信实体运行其他协议（例如，可靠数据传输协议、路由选择信息交换协议或电子邮件协议）之前运行。鉴别协议首先建立相互满意的各方的标识；仅当鉴别完成之后，各方才继续下面的工作。**鉴别协议ap1.0：**直接发送一个报文说自己是本人。**鉴别协议ap2.0：**Alice有一个总是用于通信的周知网络地址（IP），Bob利用Alice发来的网络数据报的源地址鉴别。但：Trudy用Alice的IP地址创建一个数据包（IP地址欺骗）。**鉴别协议ap3.0：**Alice向Bob发送口令证明自己，口令是鉴别者和被鉴别者之间共享的秘密。Trudy监听到Alice发送的明文口令，过后发送给Bob。**鉴别协议ap3.1：**Alice将口令加密（利用对称秘密密钥），发送给Bob。Trudy截获数据包，直接使用加密口令，不用破译也能用，发送给Bob（重放攻击/回放攻击）**鉴别协议ap4.0：*目标：***避免重放攻击。***失败的情况是因为***Bob不能区分Alice的初始鉴别报文和后来入侵者回放的Alice的初始鉴别报文所致；也就是说，Bob无法判断Alice是否还活跃（即当前是否还在连接的另一端），或他接收到的报文是否就是前面鉴别Alice时录制的回放。***不重数(nonce)***：在一个协议的生存期中只使用一次的数，也就是说，一旦某协议使用了一个不重数，就永远不会再使用那个数字了。***协议ap4.0 以如下方式使用一个不重数：*1)** Alice向Bob发送报文“我是Alice''；**2)** Bob选择一个不重数R，然后把这个值发送给Alice；**3)** Alice使用她与Bob共享的对称秘密密钥KA-B来加密这个不重数，然后把加密的不重数KA-B(R)发回给Bob,与在协议ap3.1中一样，由于Alice知道KA-B并用它加密一个值，就使得Bob知道收到的报文是Alice产生的。这个不重数用于确定Alice是活跃的；**4)** Bob解密接收到的报文，如果解密得到的不重数等于他发送给Alice的那个不重数，则可鉴别Alice的身份。**缺点：**需要一个共享的对称密钥。**鉴别协议ap5.0：采用公开密钥算法加密不重数：**

**题目**

**1**.**LAN是局域网，没有mac地址**；路由器分割多个冲突域，每个路由器端口的ip地址和mac地址不同；**子网中主机和路由器的地址不要写成x.x.x.0**

**2.**某一位出错相当于在二进制的那一位上加1，对于整个接受到的二进制数来说相当于加2^i，2^i显然不能被G=1001整除，因此能**检测出单位比特错误**。

**也可以检测奇数比特错误**：G=1001可以被11整除，所以D\*2^r+R的数据能被11整除，且含有偶数个1，发生错误后，要注意奇数个1是不能被11整除的（异或运算），例如10101=21，并不能被11=3整除，因为是异或运算。

**3.交换机和集线器区别**：100M\*（9+2）=1100Mbps，交换机分割冲突域，因为交换机端口有物理地址进行选路，每个端口是一个冲突域； 100M\*（3+2）=500Mbps，集线器不分割冲突域，因为集线器不具有选路功能，本质上是将其受到的信息广播出去。 **4.CSMA/CA站点传输成功一个帧后，从第二步而非第一步开始的原因：**当A发送一系列帧时，B中途想发送节点，发现信道被占用，就随机时间等待，A发完一帧，经DIFS后立刻发送下一帧，B就一直在等待信道空闲。主要是考虑到A、B有平等的机会发送帧。**5.**路由器常坏：**数据报体系结构更好**：**对于虚电路网络**：虚电路网络在网络层提供连接服务，当数据报需要从源节点路由到目的节点时，需要通过信令报文建立虚电路；当希望终止虚电路时，需要通过信令报文进行拆除。所以当路由器频繁地出现故障时，虚电路网络会频繁地进行虚电路的建立和拆除。**对于数据报网络**：数据报网络在网络层提供无连接服务，当出现路由器故障时，不需要信令报文就可以重新建立路由。通过距离向量算法可以更新故障路由器的局部路由信息。**6.**需要固定流量：**虚电路体系结构更好**，为了让路由器在源-目的地节点之间的路径上保持可用的固定容量，它需要知道通过该链接的所有会话的流量特征。也就是说，路由器必须有每个会话的状态。这在面向连接的网络中是可能的，但在无连接的网络中则不可能。因此，一个面向连接的VC网络将是更好的选择。**7.不出故障，路径不变**：**数据报体系结构控制流量开销会更多：**数据报网络中，在路由的过程中，会添加各种包头信息来帮助路由；而虚电路网络中，一旦虚电路被建立，则不会改变，数据报沿着单条路径从源路由到目的节点，所以说数据报体系结构控制流量开销会更多。**8.分片计算**：首部长度=20bytes，则有效信息长度为2400-20=2380bytes，每个MTU中的有效信息长度为700-20=680bytes，所以片数为：⌈2380/680⌉=4，标识：每片标识为422；长度：700bytes，700bytes，700bytes，（2400-20-680x3）+ 20=360bytes，偏移：0/8=0，680/8=85，680x2/8=170，680x3/8=255

**9.Dijkstra**：初始D(v)=c(u,v),每次把最小的D(w)对应点w加入，然后对w的邻居q更新**D(q)=min{D(q),D(w)+c(w,q)}** **10.DV向量算法**：+, +}=min{2,7}=2;当结点邻接链路费用变化或结点收到外来距离向量才重新计算D\_x(y)(对所有结点y)，当D\_x(y)有变化时就会通知邻居自己的向量。**11.** lim（1+1/x）^x=e **12.因特网网络层内部：**路由选择协议(路径选择、RIP，OSPF，BGP)；IP协议(编址规则，数据报格式，分组处理规则)，ICMP协议（差错报告，路由器信令）**13.**集线器：即插即用；路由器：流量隔离，优化路由；交换机：流量隔离，即插即用 **14**.**常用的通信传输介质有哪些？它们之间的主要区别？**有线：双绞线、同轴电缆、光纤；无线。区别：带宽、误码率、传输距离、价格、频谱及复用方式、是否支持移动通信等。**15. G(x)=101011的检错能力：**①可检测所有单个错误(G(x)多于一项)②奇数个错误(含1+x 项)③2 个错误④长度不大于 5 的突发错误⑤(1-2-4)长为 6 的突发错误⑥(1-2-5)更长和突发错误 **16.链路层 ACK 的作用**？差错控制，确认，实现可靠传送；流量控制，滑动窗口 **17. HDLC 与 PPP 协议的主要区别？**HDLC 使用序列号(滑动窗口协议)，PPP 在控制域为缺省值时不使用序列号(停等协议)且为不可靠传输 (2)HDLC 面向 bit 填充(同步传输)，PPP 除支持面向比特填充(同步传输，直接使用HDLC 协议)，还可使用面向 byte 填充(异步传输，使用类 HDLC 协议 RFC1662)(3)PPP 基于 HDLC，主要用于在点到点链路上传输 IP 流量，并可支持多种网络协议**18.**假设数据帧为 D bits，链路带宽为 b bps，链路出错概率为 p，采用前向纠错策略需要 x bits 的冗余码，采用检错加重传策略需要 y bits 的冗余码。**试比较分析两种策略的带宽利用率与时延性能**。(1)前向纠错策略：传输数据量 D+x，传输次数 1，故带宽需求量为(D+x)、传输时延为(D+x)/b(2)检错加重传策略：一次传输数据量 D+y，传输次数 1/(1-p)，故带宽需求量为(D+y)/(1-p)、传输时延为(D+y)/(b\*(1-p)) **19.若一无限用户 slotted ALOHA 信道处于负载不足与过载的临界点，**则(1)信道中空闲时槽的比例是多少？p0=e^-G，G=1≡p0(空闲比例)=36.8%(2)成功发送一个帧发送次数是多少? G/S=1/0.368≈2.72 (注：S=Ge^-G) **20.隐藏终端：CTS；暴露终端：RTS。 21.** **IEEE 802.3 MAC 协议中最小帧长的功能与计算依据？**最小帧长的功能：检测冲突。计算依据：传输速率\*相距最远的两个站点间传播时延 **22.交换机如何提升性能：**通过划分冲突域 **23.**一个IPv4分组的分片中，MF(或M)位是0【代表是最后一个分片】，HLEN是15（单位是4个字节），总长度是800，分片偏移值是300。试求该分片第一个字节和最后一个字节在原分组中的位置。第一字节的位置是2400(300\*8)，最后一个字节的位置为3139(2400+800-15\*4-1)。**24.基于目的地址转发“下一跳方法”的优缺点。**优点：每个路由表项只需保留“下一跳”的地址，无需给出完整的路由(路径)。缺点：要求“下一跳”路由器知道剩余的路径信息或网络中的所有路由器信息保持一致。**25. RIP、OSPF协议的缺点**。RIP缺点:(1)更新周期(30s)过短;(2)未进行区域划分.OSPF缺点：用可靠广播方式在整个区域广播所有节点的链路状态，开销过大**26.根据数字签名的构造方法，说明数字签名为何可提供安全服务。**A 的私钥是只有 A 知道的秘密，任何其它实体无法得到，因而一个有效的数字签名可提供发送方身份鉴别。报文摘要可用于检测报文的完整性，对报文内容的任何修改将产生不同的报文摘要。用 A 的私钥加密后的报文摘要是不可伪造的，从而数字签名就将 A 与报文 M 紧密关联在一起，既能提供报文完整性服务，也能防止发送方抵赖。**27.简述IEEE 802.3 MAC协议要点**:发前监听（CS），边发边听（最小帧长）,冲突避让（BEB）**28.当两个主机采用传输(transport)方式使用 IPSec，试问此两台主机是如何建立一条虚拟面向连接的服务:SA 29.若某站点经历了11次连续冲突，则该次冲突导致站点在IEEE 802.3、802.3u网络中站点的平均等待时间分别为多少?**答：(1)11>10, (2^10)/2=512; 802.3:512\*51.2μs;(2)802.3u:512\*5.12μs

