**第四章 网络层数据面**

网络层为传输层提供主机到主机的通信服务,**选路**(确定去往目的地路由器的路由,**计算转发表**,**控制面**,网络范围上)和**转发**(**路由器**根据选定路由将分组从输入端口转移到输出端口,**根据转发表转运分组**,**数据面**,路由器内). 每台主机和服务器都运行网络层协议. ***网络层的作用***即将报文段从一台发送主机移动到一台接收主机. ***分组交换机***是指通用分组交换设备,根据分组首部字段中的值,从输入链路接口到输出链路接口转移分组. 某些分组交换机称为***链路层交换机***,基于*链路层字段*中的值做转发决定.其他分组交换机称为**路由器**,基于*网络层字段*中的值做转发决定. **网络服务模型**定义了分组在发送与接收端系统之间的端到端运输特性. 不同架构乃至同一网络都可能提供不同的网络层服务. 在发送主机中,当运输层向网络层*传递一个分组时*,能由***网络层提供的特定服务***有具有时延上界的**确保交付**;能够为**给定的源和目的地之间的分组流**提供•有序分组交付•保证最小带宽•确保最大时延抖动•安全性服务. ***因特网的网络层***提供单一的***尽力而为的服务***. ***虚电路和数据报网络:网络层***能在*两台主机*间提供***无连接服务***(数据报)或***面向连接服务***(虚电路). **与运输层类似:**网络层连接服务以源和目的主机间的握手开始;网络层无连接服务则没有任何握手预备步骤. **运输层与网络层差异:** 网络层提供*主机到主机*的服务;运输层提供*进程到进程*的服务. 网络层*不同时提供*这两种服务,而运输层*可同时提供*这两种服务. 网络层在*端系统中,*也在*位于网络核心的路由器中*实现;运输层在*位于网络边缘的端系统*中实现. **虚电路(Vierual Circuits)网络:**网络层连接被称为***虚电路***. 虚电路是一条*端到端路径*,传输分组前建立虚电路,传输结束后拆除虚电路,所有分组在虚电路上传输(保序),如果将路由器资源(带宽、缓存等)分配给虚电路,则虚电路可提供可预期的网络服务. ***建立虚电路的本质***是预先选好源主机到目的主机的路径,此后分组仅沿选好路径传输,可选是否分配资源. ***一条虚电路由***源和目的主机之间的端到端路径+VC号(用于区分经过该链路的不同虚电路,仅有*本地意义*)+沿途每台路由器中的转发表表项(<进入端口,进入VC号><输出端口,输出 VC 号>)组成. 分组在***首部携带VC号***,路由器利用输入端口和VC号查找转发表,因为一条虚电路在*每条链路上可能具有不同的VC号*,转发时*用输出链路VC号*替代分组VC号. 在虚电路传输分组只需有VC号无需目的地址. 无论何时跨越一台路由器***创建***一条新的虚电路,***转发表就增加***一个新表项;无论何时***终止***一条虚电路,沿途每个表中的相应项将被**删除. *分组在每条链路上不简单地保持相同VC号是为了***减少在分组首部中VC字段长度,简化了虚电路的建立,否则路由器将不得不交换并处理相当大量的报文以约定一个共同VC号. ***信令报文:***专门用于建立、维护、拆除虚电路的控制报文. ***信令协议:***交换信令报文的协议. **数据报网络:**分组携带*目的主机地址,*路由器按目的地址*转发*分组;路由器中*转发表*记录目的地址到输出端口的映射;转发表被*选路模块*修改,约1～5分钟更新一次. ***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.*** **虚电路VS数据报*ATM(虚电路网络)***由电信网发展而来;注重用户体验(用户付费),追求高质量服务;终端无智能或很少智能;复杂工作由网络完成,以保持终端简单. ***Internet(数据报网络)***为计算机通信而设计;早期的网络应用均为弹性应用,对网络服务没有严格要求;用户免费使用网络;终端(计算机)具有智能;可将复杂的工作(如差错控制)推到网络边缘,以保持网络核心简单. ***数据报网络只提供最小服务,***可运行在各种链路之上(IP on everything);增加新服务只涉及终端(everything on IP). ***路由器工作原理:路由器组成部分:* 1.输入端口.** 比特流接收的***物理层功能***;从比特流提取帧,处理帧,提取IP数据报的***数据链路层功能***;转发功能,在本地线卡*查找*转发表决定路由器输出端口,通过交换结构将分组*转发*到输出端口;*排队*,当交换结构阻塞时,分组需在此排队. 要求以线速完成输入端口处理. **2.交换结构**是路由器中的互联网络,用于在输入端口、输出端口和选路处理器间转运分组,交换速率通常倍于输入输出链路速率,是一个网络路由器中的网络. **3.输出端口.网络层功能:**若需要,将交换结构输出的信元*组装*成分组;若输出端口来不及发送,分组在此*排队*;每次选择一个队头分组*调度*发送.**链路层功能:**执行执行链路层协议,封装.**物理层功能**:将比特流转换成物理信号. **4.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*,并为路由器*计算转发表*,执行网络管理功能. 路由器的输入端口、输出端口和交换结构***共同用硬件实现转发功能.*** 转发功能可总称为***路由器转发平面***,而***路由器控制平面***通常用***软件实现***并在路由选择处理器(CPU)上执行. **输入端口:**转发表的***拷贝***通常会被存放在每个输入端口. 转发表从路由选择处理器经过独立总线复制到线卡. 转发决策可在每个输入端口***本地做出***,无须调用中央路由选择处理器,***避免集中式处理的瓶颈***. *用硬件执行查找*,对大型转发表使用超出简单线性搜索的技术,必须关注*对内存访问时间.* ***采取许多其他动作:***检查分组的版本号、检验和以及寿命字段,并且*重写后两个字段*;更新用于网络管理的计数器. **交换结构:1.经内存交换:**第一代路由器即传统计算机,由CPU直接控制,数据包**拷贝**到内存再交换(一进一出2次),交换速率受限于内存带宽;现代路由器每个端口使用一个内存接口硬件连接到存储系统,控制器硬件在端口间传输控制消息(无CPU参与),输入端口将包放入内存,输出端口收到控制器发来的消息从指定位置读取包. 性能和代价取决于存储接口数目,仅适合小容量系统,总转发吞吐量是内存写入或读出速率的一半且不能同时转发两个分组. **2.经总线交换:**数据包通过共享总线从输入端口缓存转移到输出端口缓存,每个输入和输出端口通过一接口硬件连接到总线上,每个端口被分配一个内部标签;总线协议防止多个端口同时传输,需采用时分多路复用;各个输入端口在总线上轮流广播分组,各个输出端口根据分组携带内部标签接收发给本端口的分组,交换效率受限于总线带宽. **3.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,多对端口间可以并行传输;分阻塞型与非阻塞型两种. 先进设计:将输入端口和输出端口连成N个并行运行的交换结构,分组划分成固定长度的信元(cell)同时送入交换结构,离开交换结构后再组装成分组. **输入端口排队与丢包:**当交换结构不能及时将输入端口分组转移到输出端口时,输入端口处排队.队头阻塞(队头分组阻塞其后分组转发)与丢包(输入队列溢出).当交换结构速率为端口速率的输入端口数倍时可消除排队. **输入端口排队与丢包:**多个输入端口同时向一输出端口发送时,输出端口处排队. **输出端口排队不可避免**,增大输出队列虽然可以减少丢包,输出队列并不是越长越好,会增加内存损耗增大延迟(延迟太大的分组最终被重传,浪费资源). ***分组丢弃策略:弃尾(***队列满时丢弃到达的分组)或按优先级/随机丢弃.***主动队列管理:***在队列满之前就开始丢弃分组,如**随机早检测*(****Random Early Detection****)算法***: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 AvgLen=(1-Weight)×AvgLen+Weight×SampleLen ;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. ***调度策略:***先来先服务、优先级调度、非抢占式优先级排队、轮询调度、加权公平排队. ***网际协议Internet Protocol: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(数据面)、路由选择协议(控制面)、控制报文协议(ICMP,控制面). IP 提供将数据报交付到目的地址和目的协议的服务,不提供任何服务承诺,但仍尽最大努力解决(过大分片,最大转发次数避免循环,包头检错避免误投递). **数据报格式:** 网络层分组被称为**数据报**. ***IPv4数据报关键字段:•版本号 •首部长度***(单位4字节,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IP数据报具有20字节的首部). ***•服务类型***(实际未使用) ***•数据报长度***(单位1字节;首部加上数据长度,该字段长16比特,对应IP数据报理论最大长度65535字节) •***标识、标志、片偏移(单位8字节)***这三个字段与分片有关 •***寿命(TTL)***剩余最大跳数,每次转发减1. ***•上层协议***用于解复用. ***•首部检验和***:将首部中的每2个字节当作一个数,用反码运算对这些数求和,该和的反码(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(各20字节的IP和TCP首部)以及应用层报文. ***IP分片与重组*:**链路层帧能承载的最大数据字节数称为MaxTransmissionUnit,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独立的数据报传输.数据报在传输的过程中可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;***标识:***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、TTL、头部检查和. 除最后一分片外,其余分片数据长度应为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应满足N ≦ MTU – H,N为8的倍数的最大整数. ***数据报分片的处理过程:***根据报头长度和输出线路的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载荷中的字节序号/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,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(MF=0)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. **针对分片的DoS攻击:**攻击者发送一系列奇怪的分片,消耗目的主机资源. ***IPv6取消路由器分片的功能:***源主机发送探测报文,确定路径上的最小MTU;源主机构造数据报大小不超过最小MTU;路由器丢弃超大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,主机典型有一个/两个接口.***IP address:***每个网络接口对应一个IP地址,是一个32位的二进制数,通常用点分十进制数表示.为在因特网范围内保证 IP 地址的全局唯一性,每个接口必须具有唯一的IP地址. 单播地址结构,除类别标识外其余比特被划分为网络号(因特网范围内标识物理网络)与主机号(物理网络上一个网络接口),同一物理网络上网络接口有着相同网络号. 因特网每个接口必须有唯一IP地址,网络号由ICANN统一分配,主机号由网络管理员统一分配. 建立私有网络组织可自选网络号,同样必须保证每个网络号在私有网络内的唯一性.

网络号有效,主机号全0保留给网络本身;网络号有效,主机号全1保留定向广播(仅目的地址);32位全1本地广播(仅目的地址);32位全0指示本机(仅源地址);网络号全0,主机号有效指代本网主机;形如127.x.y.z保留作为回路测试,发送到该地址送回内部接收端. ***基于类的编址(早期):***A类8bit(第一位0)子网地址的子网,B类16bit(前两位10),C类 24bit(110),IP广播地址(255.255.255.255). ***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. 主机号进一步划分为子网号和主机号,IP编址为这个子网分配了一个地址x.y.z.m/h,其中/h的记法,又是称为**子网掩码**,指示32bit中最左侧的h bit定义了子网地址. **子网地址≠子网号,子网地址包括网络号与子网号.** ***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. ***IP数据报转发:*直接交付:**节点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. ***CIDR(Classless InterDomain Routing): 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(A/B);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(C). CIDR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. ***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()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. ***机构如何获得网络地址？***机构通常从ISP的地址空间中分配地址. 按需分配解决了地址空间浪费;地址聚合解决了转发表空间爆炸. ***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子网中(不需要通过其它路由器就可直接到达). **地址聚合**:目的地址可以聚合成一个前缀更短的地址;且有相同下一跳. 地址聚合可以**递归进行**. ***若个别表项不满足路由聚合的条件***仍可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***:***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？路由器由***管理员手工配置路由器各个接口的 IP 地址,***主机:***服务器通常采用由管理员手工配置主机IP地址;个人终端使用***动态主机配置协议Dynamic Host Configuration Protocol***获取IP地址、子网掩码、缺省路由器、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,每个**子网中**应有一个DHCP服务器或代理. ***DHCP步骤:*** *1.*主机广播“DHCP discover”报文(dest:255.255.255.255)寻找子网中的DHCP服务器 *2.*DHCP服务器用“DHCP offer”报文响应,给出推荐的IP地址及租期、其它配置信息 *3.*主机用“DHCP request”报文请求IP地址,选择一个DHCP服务器,向其请求IP地址 *4.*DHCP服务器用“DHCP ack”报文发送IP地址,响应客户的请求,确认所要求的参数. 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,节点移动时,不能维持与远 程应用之间的TCP连接. ***网络地址转换(NAT):***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),网络内部节点对外不可见(安全考虑). ***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的使用争议:***路由器应当只处理三层以下的包头(端口号在传输层);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后面的主机对外不可见;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. ***使用UPnP实现NAT穿越:***将内网主机端口映射到公共IP地址的端口上,向外部追踪器通告它在外部端口上可用;其它主机通过追踪器可以看到该主机,NAT将外部端口上收到的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. **IPv6:**IPv4 地址将很快耗尽;IPv4需要改进: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. 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***以一个40字节的基本头开始,而后可选扩展头然后是数据. ***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:包括***非实时流,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:包括***实时多媒体流,优先级8～15,可以按照用户要求服务质量等级定义. ***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,流标签降低数据包分类的复杂度(多元->二元). ***IPv6包格式:***与IPv4首部相比IPv6 的基本头中***去掉了***:IHL:IPv6的基本头总是40字节长;与分片相关的字段:IPv6路由器不负责分片;头校验:计算校验和太花时间,链路层和传输层可以差错检测. IPv6 基本头中***增加了***流标签:支持对数据包区分处理;***改变了***:Traffic Class代替Type of Service;载荷长度代替总长度;Next header代替Protocol,允许任意扩展选项. ***从IPv4过渡到 IPv6: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(如路由器C)之前,将IPv6报头转换成IPv4报头;缺点:报头转换不完全,有信息丢失.***建立隧道:***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.

**第五章 网络层控制面**

***路由选择算法:什么是最佳路径:***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. ***选路算法分类:全局算法:***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;***分布式算法:***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:***路由随时间不变或缓慢变化(手工配置);***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. **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:*1.发现邻居:**有链路直接相连的节点为邻居;**2.探测链路代价:**探测到每个邻居的代价;**3.构造链路状态(LS)分组:**利用邻居及链路代价信息;**4.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**);**5.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**). ***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,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:*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;节点x估计其到达各个节点y的最小代价,这些代价构成了自己的距离矢量 ;每个节点周期性地将它的距离矢量发送给邻居;节点x拥有每个邻居v的距离矢量;当节点x从各个邻居收到它们的距离矢量后,利用BF方程更新自己的距离矢量:. ***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发生了变化;收到了某个邻居节点的距离矢量. 节点仅在发现距离矢量有变化时通知其邻居. ***链路代价变化: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)【毒性逆转,若节点Z经Y到X,向Y通告距离矢量,将设为无穷大,阻止Y使用这条路由】. ***LS算法和DV算法的比较: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:***个报文,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,还可能出现路由环路、计算至无穷问题. **层次路由选择:*平面结构的网络不具有扩放性:***路由器数目扩大,路由表规模,信息交换开销;***网络管理员希望对于网络有更多的控制权(管理自治):***选路算法的选择,隐藏网络内部组织. ***自治系统(Autonomous System):***自治系统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由ICANN分配一个AS编号;将路由器组织到一系列AS中称域.同一个AS中的路由器运行相同的选路协议(称 Intra-AS域内选路协议);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**域间选路协议,所有AS必须运行相同的Inter-AS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定义、报文格式、报文传输、报文处理、异常处理等问题.***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,较低层ISP和企业网使用;OSPF,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. **域内选路**Routing Information Protocol采用***距离矢量***选路算法. ***距离(代价)***用跳数(hop count)衡量. ***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. ***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***,***链路代价:***由管理员配置(反映了管理员的选路策略),通常选取不随负载改变的链路特性为代价.. ***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OSPF自治系统配置为若干区域:***一个特殊区域称为主干***,所有区域必须连接到主干上;每一个区域都有***区域标识***,主干的区域标识为0; ***路由器: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充分支持. **Inter-AS的任务*:***AS1内部的路由器需发送数据报到AS1外,AS1的网关路由器必须了解哪些目的网络通过自己可达以及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,这通过让路由器向最近的域内网关路由器发送分组来完成,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代价. ***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. **域间选路:BGP:*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Border Gateway Protocol:每个子网可以发布自己的存在,***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,它们之间的 BGP 会话称为***内部BGP(iBGP)会话***. ***BGP定义了4类报文:*打开报文,保活报文**告知自己处于工作状态,**通知报文,更新报文**. ***可达性信息(路径广告):***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.*** 例:AS3,X. AS2,AS3,X. ***基于策略的路由:***根据输入策略对每条新的路由进行入境过滤(过滤规则由网络管理员定义),可能丢弃/按原样接受/接受但修改某些属性(如偏好度);对于每一个目的前缀,从所有可达的路径中按照 BGP 指定的决策顺序确定一条最佳路由;根据输出策略,决定是否向某个邻居发布某条路径. ***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 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)、性能(AS 内关心). ***广播和多播选路广播选路(broadcast routing):***网络层提供了从一种源节点到网络中的所有其他节点交付分组的服务;***多播选路(multicast routing)***使单个源节点能够向其他网络节点的一个子集发送分组的副本. **广播路由选择算法:**在**源节点上复制分组:N次单播**低效:相同的分组在某些链路上可能重复传输,需其它机制支持:源节点需知道所有目的节点的地址. ***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. ***在网络中复制分组:洪泛(flooding):***节点收到广播分组后,向所有邻居节点(除分组到来的链路外)发送该分组的拷贝;缺点: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. ***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:***节点记录之前转发过的分组ID,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:**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). ***反向路径转发Reverse Path Forwarding:***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. ***生成树方法:***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;***基于生成树的广播不会产生冗余的分组拷贝***. ***生成树的构造:基于核心的方法:***选择一个节点作为核心(也称汇聚点);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. **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;***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,***多播组管理协议(IGMP)***允许主机向本地路由器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:***多播选路协议协调多播路由器建立到达所有接收者的路径树. ***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),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). ***建立多播树的两种方法:基于源的树:***源节点建立一棵到多播组所有成员的最短路径树,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. ***组共享树:***每个多播组使用一棵树,树根为该多播组的核心,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:最短路径树.***MOSPF扩展了OSPF协议,参与多播主机定期通报所属多播组,将多播组集合作为链路状态广播. ***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*** 采用广播+剪枝的解决办法:反向路径转发: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. ***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. ***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Protocol Independent M:***不依赖于网络中所使用的单播选路协议. **PIM有两种模式:**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;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;当源节点流量很高时切换到源树. ***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***. **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报文是作为IP有效载荷承载的,跨网络传输必须封装在IP包中传输,从体系结构上讲它是位于IP之上的;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:**报文类型,共定义了15种;**code:**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. ***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). ***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.

**第六章 链路层和局域网**

***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节点传输到相邻的下一个节点***. ***链路层概述:节点:***主机/路由器. ***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***. **链路层服务:组帧(基本服务)**(发送,将数据报封装到帧中;接收,从原始比特流取出完整帧);**链路接入**(广播链路需要)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;**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、重传等机制确保接收节点正确收到每一个帧(停-等、GBN、SR),低误码率链路(如光纤、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**线卡(line card)**中实现,**主机链路层主体部分在网络适配器(网卡)**中实现. ***链路层由硬件和软件实现:***网卡中的控制器芯片:成帧、链路接入、检错、可靠交付、流量控制等;主机上的链路层软件:与网络层之间的接口,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,(可选)执行可靠传输和流量控制;***接收侧:***提取帧,检测传输错误,(可选)执行可靠传输和流量控制,解封装数据报,交给上层协议. ***差错检测和纠正技术:传输出错的类型:***单比特差错,随机信道热噪声;突发差错,瞬间脉冲噪声,突发长度表示最大影响数据位数. ***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. ***差错检测的实施:***码字由比特数据加比特冗余位构成,有效编码集由个符合编码规则的码字构成,若收到码字无效,检错.纠错码可将收到的无效码字纠正到距其最近的有效码字. 检错与纠错能力有限,*编码集的海明距离*为任意两有效码字海明距离最小值,为检错比特,编码集海明距离至少为,为纠正比特,编码集海明距离至少为. **奇偶校验:*单比特奇偶校验:***可检测奇数比特错误,检错率50%,编码集海明距离为2. ***二维奇偶校验:***可*检测2比特错*和*纠正单比特错*有利于检测突发错误,编码集海明距离为3. **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,避免往返时延. **因特网检验和(Internet checksum):**数据的字节作为16比特的整数对待并求和(溢出回卷),这个和的反码形成了携带在报文段首部的因特网检验和;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):*多项式编码***,将一个比特串看成是某一元多项式系数. **冗余多项式**由个冗余比特为系数构成的多项式. **生成多项式**双方确定用来计算的一个比特多项式. **编码方法:*的余式(减法运算定义为异或操作)***. **检验方法:**若生成的编码)除以G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=1001,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) = 1001,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. ***多路访问协议: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;**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可被链路上的其它节点接收到. ***冲突(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(Medium Access Control)协议***. ***理想的多址接入协议:***在速率为 bps的广播信道上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)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)协议是无中心的,不需要一特殊节点来协调发送(健壮性好),不需要时钟或时隙同步(不需要额外的机制)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,需引入额外机制. **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***时隙(一个时间N个时隙)***,每个时隙可以发送一个分组,节点只能在分配给自己的时隙内发送,若节点不发送,其时隙轮空. ***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;(节点被限制于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):***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:**发送“1”=发送chip code,发送“0”=发送chip code的反码;**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,恢复出原数据;**前提条件:**任意两个chip code相互正交;CDMA允许所有节点同时使用整个信道 **随机接入的MAC协议:**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. ***时隙(Slotted)ALOHA:***假设所有帧长度相同;时间被划分为等长时隙,每个时隙传一帧;节点只能在时隙开始时发送;节点时钟同步(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;若时隙结束前未检测到冲突,节点可在下一个时隙发送新帧;若检测到冲突,节点在随后的每一个时隙以概率P重传,直至发送成功. **优点:** 单个活跃节点可以信道速率连续发送,分布式:节点自行决定什么时候发送,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,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;某节点在一时隙中发送成功概率=;某时隙有节点发送成功的概率=;最大效率为令最大的概率;代入,令N趋向于无穷,得到最大效率1/e约37%. ***纯ALOHA:*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)等待一个帧传输时间后再决定. **发生冲突的情形:**在时刻发送的帧与在时段内发送的其它帧冲突. **纯Aloha 的效率:**P(某节点发送成功)=P(节点发送)\*P(无其它节点在内发送)\*P(无其它节点在内发送)=;求出令节点发送成功概率最大,并令:最大效率 = 1/(2e) = 0.18. ***载波侦听多址接入(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);***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. **碰撞检测**,即当一个传输节点在传输时一直在侦听此信道,如果它检测到另一个节点正在传输干扰帧,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. ***CSMA/CD (Collision Detection):***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. **早期以太网采用CSMA/CD协议:**网卡从网络层接收数据报,构造以太帧;若网卡监听到信道空闲,立即发送帧;若信道忙,坚持监听直至发现信道空闲后发送帧;若网卡发送完整个帧而没有检测到冲突,认为发送成功;若网卡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);中止传输后等待一个随机时间量(**指数回退**)然后返回监听. ***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,节点随机地从中选择一个K值,对于以太网(最小帧长512bit),一个节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节点能够立刻插入一次成功的传输. **CSMA/CD效率:**=以太网中任意两节点间传播延迟最大值;**=**最长帧传输时间; **efficiency=1/(1+5/)**. **在以下情况下,以太网的效率趋近于 1**:趋近于0,或趋向于无穷. **结论:**应控制以太网的规模. **轮流MAC 协议:ALOHA和CSMA协议在单个节点活跃时效率高,但多个节点活跃时效率低. *轮询协议:***节点之一被指定为主节点,主节点循环轮询每个节点,告诉它能够传输的帧的最多数量. **优劣:**消除了碰撞和空时隙,使得轮询取得高得多的效率;缺点是引入了轮询时延,即通知一个节点“它可以传输”所需的时间,若只有一个节点活跃,传输速率小于R bps;单点失效,主节点有故障,整个信道都不可操作. ***令牌传递协议:***没有主节点,**令牌(token)**小的特殊帧在节点之间以固定次序进行传递;节点收到令牌时发送最大数目帧,发送后立即释放令牌. **优劣:**令牌传递是分散的,并有很高的效率;一个节点(令牌)的故障可能会使整个信道崩溃;如果一个节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. ***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). ***交换局域网:局域网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Metropolitan Area Network***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:**每一块网络适配器(网卡)固定分配一个地址,称为***物理地址、硬件地址、链路层地址或MAC地址***等. MAC地址长6字节;由IEEE负责分配,每块适配器地址全球唯一:网卡生产商向IEEE购买一块MAC地址空间(前3字节),生产商确保生产的每一块网卡有不同的MAC地址;MAC地址固化在网卡的ROM中;可以用软件改变网卡的MAC地址. 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IP层次结构相反)**,IP可以在因特网范围内快速确定网络接口的位置,而且不论适配器到哪里用都不会变化. ***目的MAC地址***有三种类型:**单播地址:**适配器的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;若设置为混收则转交所有帧. 主机和路由器接口除了网络层地址之外还有MAC 地址**原因**:先有MAC后有IP,MAC地址扁平,无法快速确定接口位置,IP地址有结构,可以快速确定接口位置.IP地址与所在子网有关与网卡无关.MAC地址与网卡有关与所在子网无关. 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**同一个子网络**上时,数据报可**从A直接交付给B**:A的网络层将数据报及B的MAC地址交给适配器(链路层);适配器将数据报封装在一链路层帧中,帧的目的地址=B的MAC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. ***发送节点获得接收节点的MAC地址方法:地址解析(Address Resolution)问题:*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网络层)***用于动态获得IP地址-MAC地址映射. 在以太网(硬件类型1)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(操作1),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(操作2),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;**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:***每个节点在内存中维护一个**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. ***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. **ARP 即插即用**,ARP表是自动建立的. **ARP跨越链路层和网络层边界两边的协议**. ***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R-1对应的MAC地址(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,ARP只为在同一个子网上的主机和路由器接口解析IP地址. **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. ***物理总线拓扑:***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. ***物理星形拓扑:***集线器(hub,物理层)(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,因此也是**共享式以太网**. **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！逻辑星形拓扑:**各节点仅与中心节点直接通信,各节点之间不直接通信;基于集线器的以太网为物理星型拓扑,逻辑总线拓扑. ***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,一般不计入以太帧长度. **目的地址(6字节)+源地址(6字节)**. **Type(2字节):**指出Data所属高层协议(如IP/ARP等),每个协议一个编号,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). **Data:**46～1500字节,不足46字节则填充;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;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. **CRC(4字节,循环冗余检测):**对dest addr.src addr.type和data四个字段计算. **所有的以太网技术提供无连接**(没有握手)**不可靠**(接收方不发送确认,丢弃CRC错误,依靠上层协议错误恢复)服务. (在链路层)缺乏可靠的传输有助于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(CSMA/CD)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. ***802.3以太网标准:***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. ***讨论: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. ***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;**除了帧格式保持不变外,其它都和共享式以太网不同. **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. 交换机自身没有MAC地址,对子网中的主机和路由器是透明的,即插即用,自主学习. **交换机输出接口设有缓存**. ***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地址且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、自学习:***当帧到来时, (转发决策)若目的地址所在端口等于进入端口,丢弃帧,否则转发帧,若目的地址不在转发表中,扩散帧. (更新转发表)若转发表中有源地址,更新表项,若没有则添加且生存期为最大值. **交换机的表**是自动、动态和自治地建立的,**交换机是即插即用设备. 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**优点**,不同于总线或基于集线器的星形拓扑那样的广播链路,可**消除碰撞:**交换机缓存帧且不会在网段上同时传输多于一个帧.**链路异质:**交换机将链路彼此隔离,局域网中不同链路能以不同速率运行且能在不同媒体上运行. **管理:**提供强化安全性,交换机也易于进行网络管理. ***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,因为它在链路层,用MAC地址转发帧. 路由器在网络层,根据IP地址存储转发数据报. 交换机不能连接异构链路(MAC协议不同),只按原样转发帧,路由器可以连接异构链路,会重新封装帧. ***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. 交换机不能阻断广播帧的传播,只能学习单播MAC地址,会扩散所有广播帧,交换机连接所有主机在同一广播域中,路由器可以阻断广播帧传播,根据IP地址转发(看不到MAC地址)每个端口是一个独立广播域. ***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. **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. **广播域:**广播帧能到达的主机集合;广播风暴为广播帧在网络上大量传播扩散消耗大量资源. **三层交换机:**有部分路由器功能,又有二层转发速度的交换机,通常在机构网络核心层,连接不同子网.专业路由器连接机构网络和外网. 三层交换机哈希查找IP地址-MAC(路由器IP找IP后再MAC)一次选路多次转发所以快. **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),但在逻辑上应连接在同一交换机上;在同一交换机上的主机,在逻辑上,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VLAN;基于IP地址划分:根据IP子网地址划分VLAN. **VLAN干线连接:**将两个VLAN交换机互联. ***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. ***链路虚拟化:网络作为链路层:多协议标签交换(MPLS):***是一种分组交换的虚电报网络. ***目的:***使用固定长度标签(而不是IP地址)进行高速IP转发. ***特点:***使用固定长度标识符(而不是最短前缀匹配) 快速查找;借用虚拟电路(VC)的方法;但IP数据报仍然保持IP地址!***标签交换路由器:***仅根据标签值(不检查IP地址)将报文转发到出接口. ***灵活性:***MPLS转发决策可能与IP目的地址和源地址不同,以不同的方式将流路由到相同的目的地;如果链路故障,使用预先计算的**备份路径**快速重新路由流 (对VoIP有用). **IP路由**:到目的地的路径仅由目的地地址决定. **MPLS路由**:到目的地址的路径可以基于源地址和目的地址. 一个MPLS加强的帧只能在两个均为MPLS使能的路由器之间发送. ***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:***

**第七章 无线和移动网络**

***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;通常负责协调与之关联的多个无线主机的传输. **无线链路:**连接无线终端和基站,需要MAC协议协调无线链路的使用,不同的无线链路具有不同的数据速率和传输距离. ***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提供;**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,每个节点既是终端又是路由器. ***切换:***无线终端接入到不同基站的过程. ***无线网络的分类:*单跳有基础设施:**主机连接到基站,基站连接到固定网络(如WiFi,cellular);**多跳有基础设施:**主机通过多个无线节点的中继转发才能到达固定网络(如无线网状网络)**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(如蓝牙网络)**单跳无基础设施:**无基站,不连接到固定网络,节点间通信需要通过其它节点中继(如自组网,车载网). ***无线链路和网络特征:无线链路的特性:*信号衰减:**信号在传播过程中能量逐渐减少(路径损耗);**干扰:**受到其它信号源的干扰;**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. 信噪比(SNR):**更大的信噪比更容易提取出信号. ***信噪比与误码率的权衡:*给定物理层:**增加功率->提高信噪比,降低误码率;**给定信噪比:**选择满足误码率要求的物理层,给出最高的吞吐量;**信噪比可随移动性变化:**动态适应物理层(调制技术、速率)***无线网络的特性:*隐藏终端:**A和C 正在向B发送;由于信号强度衰减,A和C所处的位置使得他们的信号强度不足以使他们相互检测到对方,但足以在B产生冲突. ***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)***CDMA:***所有用户共享相同的频率,但每个用户都有自己的CDMA代码来编码数据(代码“正交”);**编码:解码:**;***WIFI:802.11无线LAN:*802.11b**:2.4-5GHz,<11Mbps;**802.11a:**5-6GHz,<54Mbps;**802.11g:**2.4-5GHz,<54Mbps;**802.11n:**多天线,2.4-5GHz,<200Mbps. 均使用**CSMA/CA**作为MAC协议;都支持**基站模式**和**自组织模式**;物理层不同. **802.11体系结构:*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);每个无线接口(终端及AP)均有全局唯一的MAC地址.AP与路由器相连的有线端口没有MAC地址,AP对路由器透明. ***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;相邻AP使用的信道可能相互干扰. **主机必须与一个AP关联:**扫描信道,监听各AP发送的**信标帧**(周期性发送,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.**802.11MAC协议:采用 CSMA/C(ollision) A(voidance)**:发送前监听信道,不与当前正在进行的发送冲突;发送中**不检测冲突**:发送过程中检测冲突很困难(接收信号的强度远小于发送信号的强度),不能检测出所有的冲突(隐藏节点). 开始发送帧后,就完全发送该帧. 接收方收到帧后发送链路层确认帧. ***目标是***避免冲突. ***以太网和802.11都使用载波侦听随机接入,但这两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. ***操作模式:***Point Coordination Function:有基站,轮询;Distributed CF:通用,所有节点用CSMA/CA竞争,支持信道预约(可选),无信道预约(必须) ***使用信道预约处理隐藏终端:Request To Send和Clear To Send:*操作方法:**假设A向AP发送一数据帧:A向AP发送一个(暴露)RTS帧,帧中给出随后要发送数据帧及确认帧需要总时间;AP收到后回复一个CTS帧,帧中给出同样时间;A收到CTS帧后开始发送;AP收到帧后,发送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. **此机制只对长数据帧使用. *帧间距机制：***允许PCF/DCF共存,**SIFS:**允许正处于会话中节点优先发送,如收到RTS的节点发送一CTS,收到数据帧的节点允许发送一个ACK帧,**PIFS**:如SIFS后无节点发送,PCF模式基站可发送信标/轮询帧;**DIFS:**如PIFS后无基站发送,任节点可竞争信道;**EIFS:**如以上间隔都没有发送,收到坏帧或未知帧节点可发送一错误报告帧;***无信道预约链路层确认方案*:发送方:1.**初始时站点监听到信道空闲,等待分布式帧间间隔(DIFS)时间段后发送该帧. **2.**否则,选择一随机回退值,并在监听信道空闲时递减该值,如繁忙则冻结计数器. **3.**计数器减为0时,发送整个帧并等待确认. **4.**如收到确认,并且想要发送第二个帧,或(给定时间内)没有收到确认,都会回到第二步再次执行,后者会选择更大随机回退时间. **接收方:**如果成功收到帧,则在短帧间间隔(SIFS)后发送ACK. ***采用随机时间递减的原因:***尽量避免碰撞冲突,当两个站点同时进入随机回退状态时,时间短的先发送并且阻塞时间长的,有效避免了碰撞. ***为什么要用链路层确认:***难以检测碰撞且节点不能中断,接收方只会在没有碰撞时确认帧. ***链路层确认可以完全避免碰撞吗:***不能. 可能有隐藏节点的问题,两节点可能选择了接近的回退时间. ***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,无确认,而CSMA/CA在发送过程中不检测冲突,有确认;**由此带来协议处理方面不同:**在CSMA/CD中,节点侦听到信道空闲时立即发送(冲突则停发,影响不大);在CSMA/CA中,节点侦听到信道空闲后随机回退(冲突对无线网络损害很大,要尽可能避免) **802.11 帧格式:*四个地址字段:***Address1:帧的目的MAC 地址; Address2:帧的源MAC地址;Address3:连接AP的路由器接口的MAC地址;Address4:只在自组织模式中使用***. 802.11帧寻址举例:***无线终端H1向路由器R1发送帧,它的AP已知:H1构造一个address1=AP MAC,address2=H1 MAC,address3=R1 MAC,发给AP;AP将这个802.11帧转换为802.3帧(有线),后者dest addr=R1 MAC,source addr=H1 MAC. 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,对于固定网络设备不可见. ***其他字段预约传输时间(RTS/CTS),帧序号(ARQ),帧类型(RTS,CTS,ACK,data)***. **802.11 终端在IP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. 若主机停留在同一个IP子网中,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移动,切换过程中产生延迟及丢包,在上层协议看来正常. **802.11先进功能:*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);**实现:**两帧无ack,回落到下一个较低的速率;有10帧被确认或回落定时器超时,恢复. ***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;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,其余节点重新进入休眠. ***终端在IP子网间移动:***终端进入一个新的子网后,必须分配该子网上的一个地址(DHCP),并使用新地址通信,不能保留原IP地址. 当终端改变IP地址后,终端上正在运行的应用将中断:通信对方不知终端新地址,无法与其通信;即使对方获知终端新地址,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”**. 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. **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. **外地网络:**移动节点当前所在的网络. **外地代理:**外地网络上为移动节点执行移动管理功能的实体. **转交地址:**移动节点在外地网络上的地址. **通信者:**希望与移动节点通信的节点. ***移动节点注册:***移动节点进入外地网络后,通过外地代理向归属代理注册,归属节点记录移动节点的外地地址. **最终结果:**外地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,转发给外地代理;外地代理收到数据包转发给移动节点;移动节点直接将响应发送给通信者. ***间接选路:三角选路问题:***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,移动节点的位置对于通信者透明);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**对通信者都透明,**正在进行的通信可以保持. ***直接选路到移动节点:***通信者向归属代理请求,并获知移动节点转交地址(此步以后不必再做);通信者将包发给外地代理;外地代理将包转发给移动节点;移动节点直接向通信者发送. ***直接选路***克服了三角选路的问题;但对通信者不透明(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). ***Mobile IP:*支持移动性的因特网体系结构与协议.具有**归属代理,外地代理,永久地址,转交地址,移动节点注册;**标准化三部分:代理发现,移动节点注册,数据报间接选路**. ***代理发现*:**愿意充当归属代理或外地代理的路由器定期在网络上发送代理通告,宣布自己存在及IP地址;愿意充当外地代理的路由器在代理通告中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);移动节点通过接收和分析代理通告,判断自己是否处于外地网络以及是否切换了网络;如果发现在外地网络上,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. ***移动主机注册:***移动节点向外地代理发送一个注册请求,给出自已的永久地址、转交地址、归属代理地址以及认证信息、注册寿命等;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,发回一个注册响应;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,以获取移动节点永久地址对应的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;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;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(将移动主机永久地址关联到归属代理MAC地址),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. 将目的地址在归属网络的数据报送达外地网络:不能修改目的地址=转交地址(转交地址为外地代理的IP地址,但实际目的应是移动节点)**;应使用隧道** ***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. ***无线和移动对上层协议的影响:无线链路带来的问题:***误码率、丢包率、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:**为上层协议仍然提供尽力而为的服务,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.

**第八章 计算机网络中的安全**

***什么是网络安全:安全通信特性:*机密性**(报文内容/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) ***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,**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性质)***主动攻击:***试图改变系统资源或影响系统操作,**伪装(**一个实体假冒另一个实体)**重放(**从网络中被动获取一个数据单元,经过一段时间后重新发送到网络中)**报文修改(**改变报文部分内容、推迟发送报文或改变报文发送顺序)**拒绝服务(**阻止通信设施正常使用或管理) ***密码学的原则(加密):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*对称加密和非对称加密**. ***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)和**流密码(**处理连续输入明文流并生成连续输出的密文流) ***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. Data Encryption Standard算法：**64bit块加密. 使用56bit主密钥,先进行一次初始换位,然后进行16次相同迭代每次使用一个主密钥生成的48bit子密钥,最后再反过来换位一次. 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. **块加密算法:**将k比特的块映射为k比特密文. **3DES:**K1加密一次,K2解密一次,K1再加密一次. ***为什么使用两个密钥而不是三个？***112bit已足够长. ***为什么不使用2DES？***中途攻击,若已有明-密文对,寻找只需的攻击量. ***为什么EDE而非EEE？***为了与单次DES兼容,只需令. **AES. *密码块链接(Cipher Block Chaining):***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):**发送方生成一个随机初始向量(IV) ,用明文发送给接收者;每一个明文块加密:;相同的明文块几乎不可能得到相同密文块,并且不因引入随机性而产生额外的大量带宽(只额外传送). **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,发送者使用加密密钥,接收者使用解密密钥,不存在密钥传递问题:加密密钥公开,解密密钥是私有. ***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:加密密钥放在公开的文件中,解密密钥妥善保管. ***要求:***,给定公钥,不可能计算出私钥. ***公开密钥算法应满足***从计算上,生成一对加密密钥和解密密钥容易;已知加密密钥,从明文计算出密文容易;已知解密密钥,从密文计算出明文容易;不可能从加密密钥推出解密密钥;不可能从加密密钥和密文计算出原始明文. ***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,无法知道发送方身份,需要用数字签名把发送方和报文绑定起来. ***RSA算法:*1.生成密钥:**选择两个大素数和(典型值为大于);计算和选择一个与互质的数;找到一个满足;公开密钥为,私有密钥为 . **2.加密:**将明文看成一个比特串,划分成一个个数据块,且;对每个数据块,计算密文,**3.解密:**对每个密文块,计算明文 **4.另一个重要的特性:**. **优点:**安全性好(RSA的安全性建立在难以对大数提取因子的基础上,这是目前数学家尚未解决的难题);使用方便(免除传递密钥的麻烦). **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等. ***报文完整性和数字签名:报文完整性(又称报文鉴别):***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). ***朴素地*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;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. ***报文鉴别与数据机密性分开:***附上标签,满足能够验证完整性且不能被伪造. **报文摘要:**将散列函数作用在报文m上生成固定长度散列值,发送者计算作为标签,接收者计算比较. 法一基于加密,发送方用与接收方共享密钥加密标签,但需要加密算法. ***开发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. 法二***基于哈希运算,***双方共享密钥(鉴别密钥),发送方生成扩展报文;接收方收到扩展报文,可用已知的,计算出报文鉴别码,若,则正常. 目前获得最多支持的报文鉴别方案为HMAC,可与MD5和SHA-1一起使用. **密码散列函数:*满足的特性:***对于任意数据块,很容易计算.对于任意给定的,要找到一个满足在计算上不可能(单向性):该特性对于基于哈希运算的报文鉴别很重要,如果根据可以找到一个 ,使得 ,那么根据和可以推出;对于任意给定数据块,要找到一个并满足,在计算上不可能: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的数据块, 使得,那么就可以用替换而不被接收方察觉;[强散列函数需满足]要找到一对满足在计算上不可能. ***散列函数标准:***目前使用最多两种散列函数:MD5:散列码长度128比特;SHA-1:美国联邦政府的标准,散列码长度160比特.最多支持HMAC和MD5/SHA-1一起用. **数字签名:*一个可以替代手写签名的数字签名必须满足三个条件:***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(**防伪造**). MAC无法胜任这项工作,因为有两个人拥有s. ***数字签名:***发送方计算形成数字签名,数字签名附加在报文后面一起发送;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散列;因此,数字签名是一种“技术含量更高的”技术,因为它需要一个具有认证中心支撑的公钥基础设施(PKI). ***如何可靠地获取公钥？***当Alice从公开途径得到Bob公钥后,如何确认得到的是 Bob 的公钥,而非其他人的公钥？***认证中心(CA):***将公钥与特定实体绑定,其职责是使识别合法性证书合法化. ***证书***包含主体的公钥和公钥所有者全局唯一的身份标识信息,并由CA进行数字签名(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. ***X.509证书:***目前最常用的证书标准;***谁可以运行CA？世界上有几个 CA？***使用一个CA签发全世界所有的证书?流量压力,单点失效. 由一个组织运行多个CA? 密钥泄露,信任问题. ***分布式公钥基础设施(Public Key Infrastructure,PKI):***提供公钥加密和数字签名服务的系统或平台;包含不同组织运行的 CA,每个 CA 拥有自己的私钥,负责为一部分用户签发证书;用户自己决定使用哪一个CA,所有实体都有根CA的公钥,所有根CA间可交叉认证. **证书的获取：**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公钥及CA的签名,**验证：**用CA的公钥验证Bob的证书得到Bob的公钥. **撤销：**有有效期,或者定期发布证书撤销目录CRL**证书目录：**使用DNS作为证书目录,该方案的标准为DNSSEC;使用专门的目录服务器存放证书,该方案的标准为LDAP. 证书撤销列表通常与证书存放在一起,CA定期地将CRL推进目录服务器,由目录服务器负责将CRL中列出的证书清除掉. ***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. 入侵者可伪装成发送者. **鉴别协议 ap2.0:**有一个总是用于通信的周知网络地址(IP). 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 发送秘密口令证明自己,口令是鉴别者和被鉴别者之间共享的秘密. Trudy 窃听到 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,发送给 Bob. Trudy 截获数据包,记录口令加密版本,并向Bob回放(回放攻击)**鉴别协议 ap4.0:*目标:***避免回放攻击. ***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来加密这个不重数,然后把加密的不重数发回给Bob,与在协议ap3.1中一样,由于Alice知道并用它加密一个值,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:**. **Bob计算:** ,只有Alice拥有这个私钥,因而一定是 Alice! ***X.509单向鉴别服务***：***为什么要在因特网的多个层次上提供安全性功能呢？仅在网络层提供安全性功能并加以实施还不足够吗？***首先,尽管可以通过加密数据报中的所有数据(即所有的运输层报文段),以及通过鉴别所有数据报的源 IP 地址,在网络层能够提供“地毯式覆盖“安全性,但是却并不能提供用户级的安全性. 例如,一个商业站点不能依赖IP层安全性来鉴别一个在该站点购买商品的顾客. 第二,在协议栈的较高层上部署新的因特网服务(包括安全性服务)通常较为容易,而等待在网络层上广泛地部署安全性,可能还需要未来若干年才能解决. **安全电子邮件:*电子邮件安全***最重要的是**机密性**,同时最为期望的安全特性还有“**发送方鉴别**”“**报文完整性**”和“**接收方鉴别**”. ***提供机密性的方式:*对称密钥算法？**仅有Alice和Bob具有该密钥的副本,这使得分发对称密钥非常困难. **公开密钥密码？**效率相对低下,尤其对于长报文更是如此. 为了克服效率间题,我们利用了***会话密钥***,**具体来说:1)**. Alice选择一个随机对称会话密钥;**2).**用这个对称密钥加密她的报文;**3).**用Bob的公钥加密这个对称密钥;**4).**级联该加密的报文和加密的对称密钥以形成一个“包";**5).**向Bob的电子邮件地址发送这个包. **当 Bob 接收到这个包时:**他使用其私钥得到对称密钥;使用这个对称密钥解密报文. ***只关心发送方鉴别和报文完整性:***使用数字签名和报文摘要. **具体说来:**Alice 对她要发送的报文应用一个散列函数(例如MD5),从而得到一个报文摘要;用她的私钥对散列函数的结果进行签名,从而得到一个数字签名;把初始报文(未加密)和该数字签名级联起来生成一个包;向Bob的电子邮件地址发送这个包. **当Bob接收到这个包时:**他将Alice的公钥应用到被签名的报文摘要上;将该操作的结果与他自己对该报的散列进行比较. ***设计一个提供机密性、发送方鉴别和报文完整性的电子邮件系统:***将前两种过程结合起来而实现:Alice首先生成一个预备包,它与第二方案中的包完全相同,其中包含她的初始报文和该报文数字签名过的散列;然后Alice把这个预备包看作一个报文,再用第一方案中的发送方的步骤发送这个新报文,生成一个新包发给Bob. **当Bob接收到这个包后**,他首先应用第一方案中他这一侧的步骤,然后再应用第二方案中他这一侧的步骤. 注意到在这一方案中,Alice两次使用了公开密钥密码:一次用了她的私钥,另一次用了Bob的公钥. 同样,Bob也两次使用了公开密钥密码:一次用了他的私钥,一次用了Alice的公钥. **Pretty Good Privacy:** 一个开放源码的安全电子邮件软件包,提供对邮件的保密、鉴别、数字签名和压缩服务,PGP较多地用于个人电子邮件安全. Encode64(, 压缩,一方面可以减少要加密的数据量,另一方面压缩后的消息冗余很少,增加密码分析的困难. (因特网安全电子邮件的事实标准);软件生成密钥对;操作与上面第三种方案相同. PGP在完成对报文的全部处理后,自动将超过长度的报文分成小块传输,会话密钥和签名只在第一个片段中出现. 接收端去掉每个片段的头部,然后将所有的片段重新组装成一个数据块***使TCP连接安全:SSL:*向基于TCP的网络应用**提供**安全的传输层**服务:如支持Web浏览器和服务器之间的安全通信(https). ***安全服务:*** 服务器鉴别,数据加密,数据完整性,客户鉴别(可选). **SSL建立在TCP之上,依靠TCP提供可靠的端到端连接.** SSL是***涉及到两个层次的一组协议:***SSL 记录协议:为各种高层协议(如HTTP)提供基本的安全服务;其它三个高层协议用于SSL交换管理. **SSL握手协议描述:握手由客户和服务器之间的一系列报文交换组成:**浏览器向服务器发送支持的SSL版本号,加密算法和压缩算法等和客户的不重数; 服务器从浏览器选择一种SSL、一种加密算法和压缩算法,它把他的选择以及证书与服务器选择的不重数一起发送给浏览器;客户验证该证书,提取服务器公钥,生成一个48bit预密钥(PMS),用服务器的公钥加密该PMS,并将加密的PMS发送给服务器;客户和服务器各自从PMS和不重数中计算主密钥,并进行密钥导出(如果选择CBC,则初始向量也从这里导出(两个));客户发送所有握手报文的MAC,服务器发送所有握手报文的MAC(级联,防止握手被篡改). ***连接关闭:***SSL类型段中指出该记录是否是用于终止该SSL会话的. **SSL记录协议描述:** 机密性：通过加密SSL载荷实现,完整性：通过报文鉴别码保护. **过程：**从上层接收一个要传输的应用报文,将报文划分成长度不超过214字节的数据块;(可选)对数据块进行压缩;对数据块生成基于哈希运算的报文鉴别码;使用对称密钥算法对(压缩的)数据块及报文鉴别码进行加密,加密算法可以是DES、3DES、IDEA、RC等;在处理完的数据块前加上SSL头,包括内容类型、SSL版本号、压缩数据块的长度等***网络层安全性:IPsec和虚拟专用网:IPv4在设计时没有考虑安全性:***缺少对通信双方身份的鉴别,容易遭受地址欺骗攻击;缺少对网络中数据的完整性和机密性的保护,数据很容易被窃听、修改甚至劫持. ***IP安全协议(IPSec). 目标把安全特征集成到IP层.*** 网络层安全性实现了“地毯覆盖“.  **IPsec和虚拟专用网:*专用网:***通过电信专线将分散在各地的计算机(网络)连接而成的网络;安全性好,但代价高. ***虚拟专用网(Virtual Private Network):***建立在公用网上的一个覆盖网络,在逻辑上与其它流量隔离;数据在发送到公用网之前进行加密. ***VPN的实现:***­**VPN的典型结构:**在每个局域网上设置一个安全网关,在每一对安全网关间创建一条穿过因特网的隧道,在隧道中使用IPSec; **VPN的优点:**可以在一对局域网间提供完整性控制及机密性服务,甚至对流量分析也有相当的抵御能力;对因特网中的路由器及用户软件是透明的,只要系统管理员设置好安全网关就可以了. 传进公用网的 IPsec 被 IPv4 封装,同时拥有 IPv4 和 IPsec 首部. **安全关联SA:*IPSec主要包括两个部分:*IPSec 安全协议:**包括鉴别首部协议AH(不提供机密性)和 封装安全性载荷ESP两个安全协议,定义了用于安全通信的IP扩展头和字段,以提供机密性、完整性和源鉴别服务;**密钥管理协议:**定义了通信实体间进行身份鉴别、协商加密算法以及生成共享会话密钥的方法. **安全关联(Security Association) 是两个通信端点间的一个单工连接**,由一个安全参数索引(SPI)**唯一标识**,如果在两个方向上都需要安全通信,则需要建立两个SA. SPI 携带在数据包中,由数据包的处理进程用来查找密钥及相关信息. ***SA可以建立在***一对主机之间、一台主机与一个安全网关之间、 或一对安全网关之间. **两者之间存放该SA状态信息:**SPI;初始接口和目的接口;加密类型;加密密钥;完整性检查类型;鉴别密钥. 实体在它的**安全关联数据库(SAD)**中存放所有SA的状态信息. **IPsec 数据报:*IPSec的使用模式:*运输模式:**IPSec 头被插入到原始IP头和传输层头之间,路由器根据原始IP头转发数据包;**隧道模式:**原始数据包被封装在一个新的IP包中,IPSec头被放在新的IP头和原始IP头之间,路由器根据外层IP头的信息转发数据包. 隧道的端点(外层IP头中的地址)通常是一个支持IPSec的安全网关. ***两种模式的比较:***传输模式比隧道模式占用较少的带宽,隧道模式更安全:隐藏内部网络的细节(原始IP头不可见);内部网络上的主机可以不运行IPSec,它们的安全性由安全网关来保证;隧道模式可以将一对端点间的通信聚合成一个加密流,从而有效地防止入侵者进行流量分析. ***鉴别头部(Authentication Header)协议:***AH协议提供无连接完整性、数据起源认证和抗重放攻击,但不提供机密性服务:HMAC 覆盖数据包的载荷部分,因而可提供无连接完整性服务;HMAC覆盖原始 IP 头中的不变域(传输模式)或整个原始 IP 头(隧道模式),因而可提供数据起源认证;AH 头中有序号,且被 HMAC 覆盖,因而可抵抗重放攻击. ***封装安全载荷(Encapsulating Security Payload):*ESP 数据包(载荷)大致分为以下几个部分:ESP 头:**包含 SPI 和序号;**载荷:**原始数据包中被加密部分的密文(初始IP首部、初始载荷);**ESP尾:**包括填充(需要的话)、填充长度和下一个头,ESP尾也要被加密;**ESPMAC:**覆盖 ESP 头、载荷和 ESP 尾的报文鉴别码. ***隧道模式路由R1使用下列方法将这个“普通IPv4数据报”转换成一个IPsec数据报:***•在初始IPv4数据报(它包括初始首部字段！)后面附上一个"ESP尾部”字段;•使用算法和SA规定的密钥加密该结果;•在这个加密量的前面附加上一个称为"ESP 首部”的字段;得到的包称为"enchilada";•使用算法和由SA规定的密钥生成一个覆盖整个enchilada的鉴别MAC;•该MAC附加到enchilada的后面形成载荷;•最后,生成一个具有所有经典IPv4首部字段(通常共20字节长)的全新IP首部,该新首部附加到载荷之前. (运输模式在第一部分缺少了初始IP首部). ***ESP协议提供的安全服务:ESP协议提供***数据机密性、无连接完整性、抗重放攻击、数据起源鉴别和有限的数据流机密性服务:原始数据包的载荷部分被加密,因而可提供数据机密性;HMAC 覆盖数据包载荷部分,可提供无连接完整性服务;ESP头中有序号,且被HMAC覆盖,可抵抗重放攻击;ESP隧道模式中,原始IP头也被HMAC覆盖,因而ESP隧道模式可提供数据起源鉴别;ESP隧道模式中,原始IP头也被加密,路由器只能看到外层IP头,因而ESP隧道模式可提供数据流机密性服务. ***AH协议和ESP协议的安全性比较:***ESP隧道模式的安全性强于ESP传输模式;数据机密性服务:只有ESP提供,AH不提供;鉴别服务:ESP隧道模式的鉴别服务,安全性强于AH,ESP传输模式的鉴别服务,安全性不如AH. ***无线LAN安全:802.11 WEP(Wired Equivalent Privacy有线等效保密):***最初的802.11规范使用的安全协议,在主机和基站之间提供较弱的加密及鉴别服务,没有密钥分发机 制. ***802.11i:***具有更强安全机制的802.11版本,提供较强的加密机制及鉴别机制,提供密钥分发机制. **有线等效保密:*主机鉴别过程:***无线主机向接入点请求鉴别;接入点向主机发送一个128比特的不重数;无线主机使用接入点共享的对称密钥加密不重数,发送给接入点;接入点解密不重数,若与接入点发送给主机的不重数相同,完成主机鉴别. 利用主机与基站共享密钥这个事实鉴别主机. ***WEP数据加密(与CRC同时用):***主机与接入点共享一个40比特的对称密钥(半永久);对于每个帧,发送方生成一个24比特的初始向量,添加到后面,形成一个64比特的密钥;用于生成一个密钥流;第个密钥用来加密帧中的第个字节:;和加密后的字节放在帧中传输;接收方使用相同的生成相同的密钥流,执行解密运算:.***WEP加密的安全漏洞:***每只有个可用:会被重复使用;用明文传输:攻击者可以观察到的重用. **攻击:** Trudy(可能通过欺骗方式)让Alice加密他选择的明文;Trudy能够获得Alice加密的密文: ;Trudy 知道和, 就可以计算出: ;Trudy 得到了加密所用的密钥流 ;当过后观察到被重用时, Trudy 就可以破解密文了！***802.11i增强的安全性:***可以使用各种(较强的)加密算法; 提供了密钥分发机制;使用专门的鉴别服务器(而不是接入点AP)来提供鉴别服务. ***802.11i的操作:*1) 发现.** 在发现阶段,接入点通告它的存在以及它能够向无线客户节点提供的鉴别和加密形式,客户则请求它希望的特定鉴别和加密形式. **2)相互鉴别和主密钥(MK)生成.**  鉴别发生在无线客户和鉴别服务器之间. 在这个阶段,接入点基本是起中继的作用,在客户和鉴别服务器之间转发报文. **3)成对主密钥(PMK) 生成.** MK是一个仅为客户和鉴别服务器所知的共享密钥,它们都使用 MK 来生成一个次密钥,即成对主密钥(PMK). 鉴别服务器则向接入点发送该PMK. 客户和接入点现在具有一个共享的密钥. **4)临时密钥(TK) 生成.** 使用PMK, 无线客户和接入点现在能够生成附加的、将用于通信的密钥. 其中的关键是临时密钥,TK 将被用于执行经无线链路向任意远程主机发送数据的链路级的加密. ***运行安全性:防火墙和入侵检测系统:*** **防火墙:**在可信的内部网络与不可信的外部网络之间执行访问控制策略的硬件或软件系统(硬软结合体);**目的是**保护内部网络免受来自外部网络的攻击. ***防火墙的类型:***包过滤防火墙,状态检测防火墙,应用网关. ***包过滤防火墙:***内部网络通过有包过滤功能的路由器连接到因特网上;路由器对数据包进行逐包过滤,基于以下字段决定转发包还是丢弃包:源IP地址,目的IP地址;TCP/UDP源端口号、目的端口号;ICMP报文类型;TCP SYN标志和 ACK 标志. ***包过滤策略的例子:***不允许访问外部Web网站→丢弃所有外出的、目的端口为80的包;不允许外部发起的TCP连接,除非访问的是内网的公共web服务器→丢弃进入的TCP SYN包,除非去往130.207.244.203的端口80;防止因特网广播吞噬网络带宽→除DNS包和路由器广播包,丢弃其它进入UDP包;防止网络拓扑被探测(traceroute)→丢弃所有外出的ICMP TTL expired包;阻止外部客户发起到内部服务器的连接→过滤进入的所有ACK比特设为0的报文段,这个策略去除了所有从外部发起的所有TCP连接,但是允许内部发起TCP 连接. ***访问控制列表(Access Control Lists,ACL):***访问控制列表是一个规则表,包含一系列(动作,匹配条件);对于每个进出的包,从上到下地匹配规则. ***包过滤防火墙孤立地过滤每个包,仍会允许一些异常的包进入:***例如,允许 dest port = 80, ACK=1 的包进入,哪怕并没有相应的连接存在. ***状态检测防火墙***可以跟踪 TCP 连接的状态:跟踪连接的建立(SYN)和关闭(FIN)等状态,判断收到的包是否有意义;扩展 ACL,指示在允许放行一个包前需检查连接的状态. ***应用网关:***应用网关除了检查网络层及传输层协议头,还检查应用层数据. **例如:** 允许特定的内部用户使用 telnet登录外部主机;所有telnet用户必须连接到应用网关;对于授权用户,应用网关建立与目 的主机的telnet会话,并在2个连接之间中继数据;包过滤防火墙**阻塞所有**不源自应用网关的 telnet连接. ***应用网关的局限性:***每个被代理的应用都需要一个应用网关,应用网关处理开销大,速度慢. ***防火墙的局限性:***无法抵御 IP 欺骗攻击: 路由器无法知道包是否来自声称的源;应用网关处理开销大,速度慢;每个被代理的应用都需要一个应用网关;应用网关对于用户不透明:客户软件必须设置应用网关的 IP 地址;对于UDP包,过滤器或者全部允许,或者全部禁止;和外界的通信强度与网络安全等级是一对矛盾;许多受到高度保护的站点仍然遭到攻击. **入侵检测系统:**防火墙包过滤防火墙仅检查传输层和网络层协议头,应用网关仅检查特定应用数据包,不检查数据包内容或者之间的**关联**. ***IDS: intrusion detection system:***深度数据包检查: 查看包内容(如检查包中是否包含已知的病毒特征、攻击特征等);检查多个包之间的关联性:端口扫描、DoS攻击. **网络中可以设置多个IDS:** 在不同位置进行不同类型的检查. ***为什么使用多个IDS传感器？***IDS 不仅需要做深度分组检查,而且必须要将每个过往的分组与数以万计的“ 特征(signature)"进行比较;这可能导致极大的处理量;将IDS传感器进一步向下游放置,每个传感器仅看到该机构流量的一部分,维护能够更容易. ***基于特征的IDS的一些限制:***它们要求根据以前的攻击知识来产生一个准确的特征,换言之,对不得不记录的新攻击完全缺乏判断力;另一个缺点是,即使与一个特征匹配,它也可能不是一个攻击的结果,因此产生了一个虚假告警;最后,因为每个分组必须与范围广泛的特征集合相比较,IDS可能处于处理过载状态并因此难以检测出许多恶意分组. **基于异常的IDS最大的特点**是它们不依赖现有攻占的以前知识;在另一方面, 区分正常流量和统计异常流量是一个极具挑战性的问题.