计算机网络常问面试题

####

3、ARP 协议的工作原理

```
1.首先，每台主机都会在自己的ARP缓冲区中建立一个 ARP列表，以表示IP地址和MAC地址的对应关系。

2.当源主机需要将一个数据包要发送到目的主机时，会首先检查自己 ARP列表中是否存在该 IP地址对应的MAC地址，如果有，就直接将数据包发送到这个MAC地址；如果没有，就向本地网段发起一个ARP请求的广播包，查询此目的主机对应的MAC地址。此ARP请求数据包里包括源主机的IP地址、硬件地址、以及目的主机的IP地址。

3.网络中所有的主机收到这个ARP请求后，会检查数据包中的目的IP是否和自己的IP地址一致。如果不相同就忽略此数据包；如果相同，该主机首先将发送端的MAC地址和IP地址添加到自己的ARP列表中，如果ARP表中已经存在该IP的信息，则将其覆盖，然后给源主机发送一个 ARP响应数据包，告诉对方自己是它需要查找的MAC地址；源主机收到这个ARP响应数据包后，将得到的目的主机的IP地址和MAC地址添加到自己的ARP列表中，并利用此信息开始数据的传输。如果源主机一直没有收到ARP响应数据包，表示ARP查询失败。
```

4、TCP 的主要特点是什么?

1. ```
   1. TCP 是面向连接的。（就好像打电话一样，通话前需要先拨号建立连接，通话结束后要挂机释放连接）；

   2. 每一条 TCP 连接只能有两个端点，每一条 TCP 连接只能是点对点的（一对一）；

   3. TCP 提供可靠交付的服务。通过 TCP 连接传送的数据，无差错、不丢失、不重复、并且按序到达；

   4. TCP 提供全双工通信。TCP 允许通信双方的应用进程在任何时候都能发送数据。TCP 连接的两端都设有发送缓存和接收缓存，用来临时存放双方通信的数据；

   5. 面向字节流。TCP 中的“流”（Stream）指的是流入进程或从进程流出的字节序列。“面向字节流”的含义是：虽然应用程序和 TCP 的交互是一次一个数据块（大小不等），但 TCP 把应用程序交下来的数据仅仅看成是一连串的无结构的字节流。
   ```

5、UDP 的主要特点是什么?
   ```

1.
```
1．UDP 是无连接的；

2．UDP 使用尽最大努力交付，即不保证可靠交付，因此主机不需要维持复杂的链接状态（这里面有许多参数）；

3．UDP 是面向报文的；

4．UDP 没有拥塞控制，因此网络出现拥塞不会使源主机的发送速率降低（对实时应用很有用，如直播，实时视频会议等）；

5．UDP 支持一对一、一对多、多对一和多对多的交互通信；

6．UDP 的首部开销小，只有 8 个字节，比 TCP 的 20 个字节的首部要短。
```

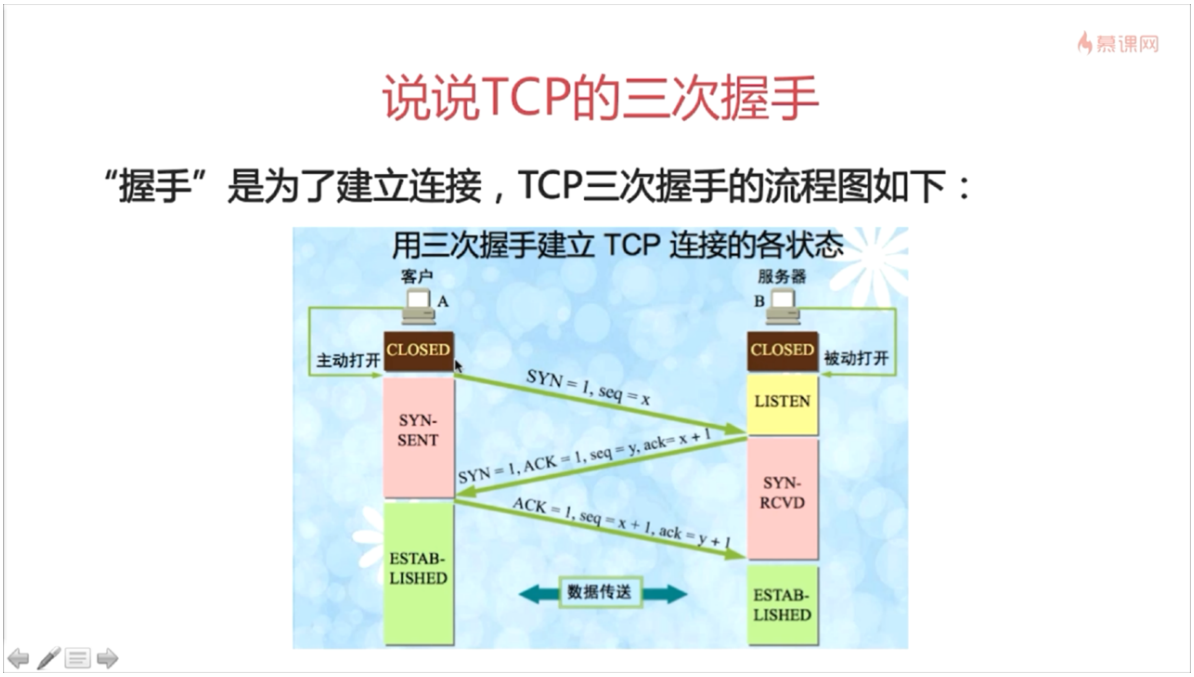
6、TCP 和 UDP 的区别?

	TCP	UDP
是否面向连接	面向连接	无连接
传输可靠性	可靠	不可靠
传输形式	字节流	数据报文段
传输效率	慢	快
所需资源	多	少
应用场景	要求通信数据可靠 如：文件传输、邮件传输	要求通信速度高 如：域名转换、直播
首部字节	20-60	8

7、详细说下 TCP 三次握手的过程?

- **1. 三次握手**

TCP 建立连接的过程叫做握手，握手需要在客户和服务器之间交换三个 TCP 报文段。



最初客户端和服务端都处于 CLOSED(关闭) 状态。本例中 A（Client） 主动打开连接，B（Server）被动打开连接。

一开始，B 的 TCP 服务器进程首先创建传输控制块TCB，准备接受客户端进程的连接请求。然后服务端进程就处于 LISTEN(监听) 状态，等待客户端的连接请求。如有，立即作出响应。

第一次握手：A 的 TCP 客户端进程也是首先创建传输控制块 TCB。然后，在打算建立 TCP 连接时，向 B 发出连接请求报文段，这时首部中的同步位 SYN=1，同时选择一个初始序号 seq = x。TCP 规定，SYN 报文段（即 SYN = 1 的报文段）不能携带数据，但要消耗掉一个序号。这时，TCP 客户进程进入 SYN-SENT（同步已发送）状态。

第二次握手：B 收到连接请求报文后，如果同意建立连接，则向 A 发送确认。在确认报文段中应把 SYN 位和 ACK 位都置 1，确认号是 ack = x + 1，同时也为自己选择一个初始序号 seq = y。请注意，这个报文段也不能携带数据，但同样要消耗掉一个序号。这时 TCP 服务端进程进入 SYN-RCVD（同步收到）状态。

第三次握手：TCP 客户进程收到 B 的确认后，还要向 B 给出确认。确认报文段的 ACK 置 1，确认号 ack = y + 1，而自己的序号 seq = x + 1。这时 ACK 报文段可以携带数据。但如果不携带数据则不消耗序号，这种情况下，下一个数据报文段的序号仍是 seq = x + 1。这时，TCP 连接已经建立，A 进入 ESTABLISHED（已建立连接）状态。

8、为什么两次握手不可以呢?

1.为了防止已经失效的连接请求报文段突然又传送到了 B，因而产生错误。比如下面这种情况：A 发出的第一个连接请求报文段并没有丢失，而是在网路结点长时间滞留了，以致于延误到连接释放以后的某个时间段才到达 B。本来这是一个早已失效的报文段。但是 B 收到此失效的链接请求报文段后，就误认为 A 又发出一次新的连接请求。于是就向 A 发出确认报文段，同意建立连接。

2.对于上面这种情况，如果不进行第三次握手，B 发出确认后就认为新的运输连接已经建立了，并一直等待 A 发来数据。B 的许多资源就这样白白浪费了。

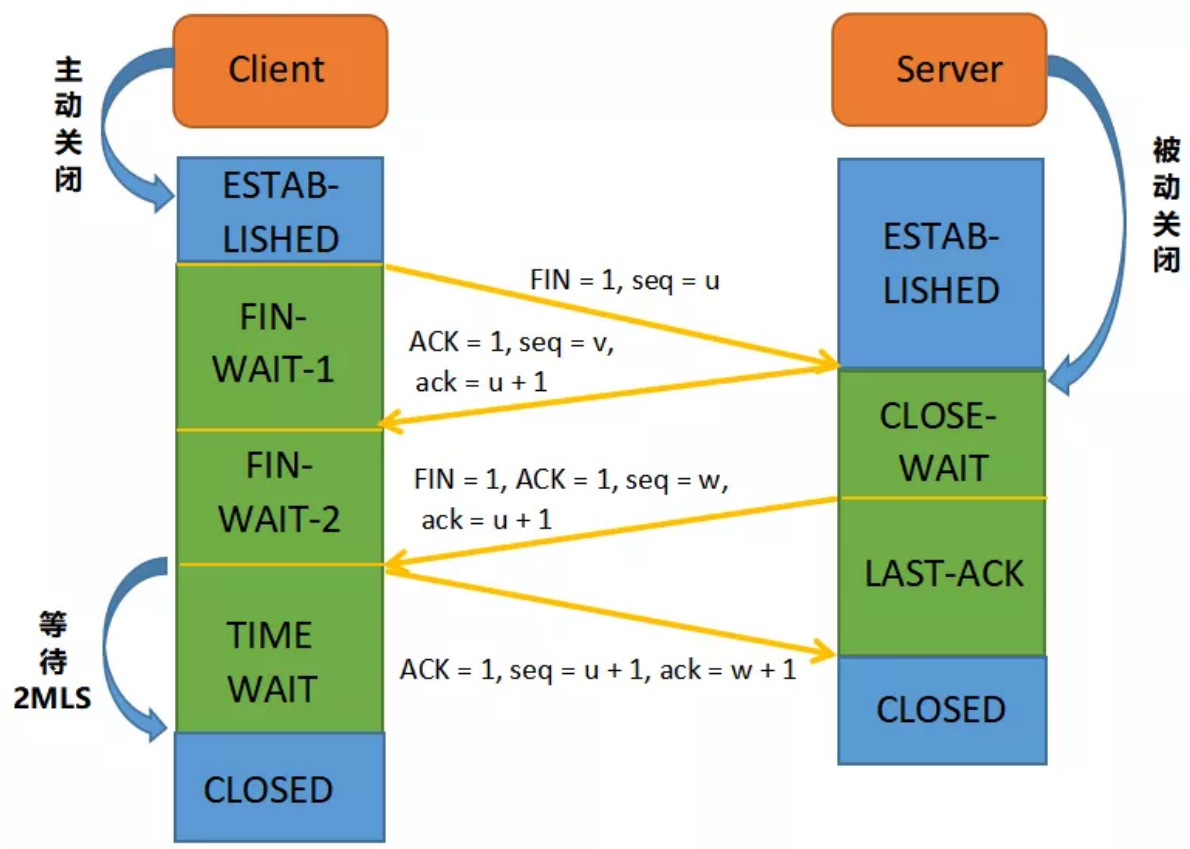
3.如果采用了三次握手，由于 A 实际上并没有发出建立连接请求，所以不会理睬 B 的确认，也不会向 B 发送数据。B 由于收不到确认，就知道 A 并没有要求建立连接。

9、为什么不需要四次握手?

> 有人可能会说 A 发出第三次握手的信息后在没有接收到 B 的请求就已经进入了连接状态，那如果 A 的这个确认包丢失或者滞留了怎么办？我们需要明白一点，完全可靠的通信协议是不存在的。在经过三次握手之后，客户端和服务端已经可以确认之前的通信状况，都收到了确认信息。所以即便再增加握手次数也不能保证后面的通信完全可靠，所以是没有必要的。

10、详细说下 TCP 四次挥手的过程?

据传输结束后，通信的双方都可以释放连接。现在 A 和 B 都处于 ESTABLISHED 状态。



第一次挥手：A 的应用进程先向其 TCP 发出连接释放报文段，并停止再发送数据，主动关闭 TCP 连接。A 把连接释放报文段首部的终止控制位 FIN 置 1，其序号 seq = u（等于前面已传送过的数据的最后一个字节的序号加 1），这时 A 进入 FIN-WAIT-1（终止等待1）状态，等待 B 的确认。请注意：TCP 规定，FIN 报文段即使不携带数据，也将消耗掉一个序号。

第二次挥手：B 收到连接释放报文段后立即发出确认，确认号是 ack = u + 1，而这个报文段自己的序号是 v（等于 B 前面已经传送过的数据的最后一个字节的序号加1），然后 B 就进入 CLOSE-WAIT（关闭等待）状态。TCP 服务端进程这时应通知高层应用进程，因而从 A 到 B 这个方向的连接就释放了，这时的 TCP 连接处于半关闭（half-close）状态，即 A 已经没有数据要发送了，但 B 若发送数据，A 仍要接收。也就是说，从 B 到 A 这个方向的连接并未关闭，这个状态可能会持续一段时间。A 收到来自 B 的确认后，就进入 FIN-WAIT-2(终止等待2)状态，等待 B 发出的连接释放报文段。

第三次挥手：若 B 已经没有要向 A 发送的数据，其应用进程就通知 TCP 释放连接。这时 B 发出的连接释放报文段必须使 FIN = 1。假定 B 的序号为 w（在半关闭状态，B 可能又发送了一些数据）。B 还必须重复上次已发送过的确认号 ack = u + 1。这时 B 就进入 LAST-ACK(最后确认)状态，等待 A 的确认。

第四次挥手：A 在收到 B 的连接释放报文后，必须对此发出确认。在确认报文段中把 ACK 置 1，确认号 ack = w + 1，而自己的序号 seq = u + 1（前面发送的 FIN 报文段要消耗一个序号）。然后进入 TIME-WAIT(时间等待) 状态。请注意，现在 TCP 连接还没有释放掉。必须经过时间等待计时器设置的时间 2MSL（MSL：最长报文段寿命）后，A 才能进入到 CLOSED 状态，然后撤销传输控制块，结束这次 TCP 连接。当然如果 B 一收到 A 的确认就进入 CLOSED 状态，然后撤销传输控制块。所以在释放连接时，B 结束 TCP 连接的时间要早于 A。

11、为什么 TIME-WAIT 状态必须等待 2MSL 的时间呢？（下面的回答A代表客户端，B代表服务端）

1. 1. 为了保证 A 发送的最后一个 ACK 报文段能够到达 B。这个 ACK 报文段有可能丢失，因而使处在 LAST-ACK 状态的 B 收不到对已发送的 FIN + ACK 报文段的确认。B 会超时重传这个 FIN+ACK 报文段，而 A 就能在 2MSL 时间内（超时 + 1MSL 传输）收到这个重传的 FIN+ACK 报文段。接着 A 重传一次确认，重新启动 2MSL 计时器。

   2. 防止已失效的连接请求报文段出现在本连接中。A 在发送完最后一个 ACK 报文段后，再经过时间 2MSL，就可以使本连接持续的时间内所产生的所有报文段都从网络中消失。这样就可以使下一个连接中不会出现这种旧的连接请求报文段。

12、为什么第二次跟第三次不能合并，第二次和第三次之间的等待是什么？

当服务器执行第二次挥手之后，此时证明客户端不会再向服务端请求任何数据，但是服务端可能还正在给客户端发送数据（可能是客户端上一次请求的资源还没有发送完毕），所以此时服务端会等待把之前未传输完的数据传输完毕之后再发送关闭请求。

13、TCP 协议是如何保证可靠传输的?

1. 1．数据包校验：目的是检测数据在传输过程中的任何变化，若校验出包有错，则丢弃报文段并且不给出响应，这时 TCP 发送数据端超时后会重发数据；

   2．对失序数据包重排序：既然 TCP 报文段作为 IP 数据报来传输，而 IP 数据报的到达可能会失序，因此 TCP 报文段的到达也可能会失序。TCP 将对失序数据进行重新排序，然后才交给应用层；

   3．丢弃重复数据：对于重复数据，能够丢弃重复数据；

   4．应答机制：当 TCP 收到发自 TCP 连接另一端的数据，它将发送一个确认。这个确认不是立即发送，通常将推迟几分之一秒；

   5．超时重发：当 TCP 发出一个段后，它启动一个定时器，等待目的端确认收到这个报文段。如果不能及时收到一个确认，将重发这个报文段；

   6．流量控制：TCP 连接的每一方都有固定大小的缓冲空间。TCP 的接收端只允许另一端发送接收端缓冲区所能接纳的数据，这可以防止较快主机致使较慢主机的缓冲区溢出，这就是流量控制。TCP 使用的流量控制协议是可变大小的滑动窗口协议。

14、对 TCP 拥塞控制使用了哪些算法?

为了进行拥塞控制，TCP 发送方要维持一个拥塞窗口(cwnd) 的状态变量。拥塞控制窗口的大小取决于网络的拥塞程度，并且动态变化。发送方让自己的发送窗口取为拥塞窗口和接收方的接受窗口中较小的一个。

TCP 的拥塞控制采用了四种算法，即：慢开始、拥塞避免、快重传和快恢复。在网络层也可以使路由器采用适当的分组丢弃策略（如：主动队列管理 AQM），以减少网络拥塞的发生。

- **慢开始：**

慢开始算法的思路是当主机开始发送数据时，如果立即把大量数据字节注入到网络，那么可能会引起网络阻塞，因为现在还不知道网络的符合情况。经验表明，较好的方法是先探测一下，即由小到大逐渐增大发送窗口，也就是由小到大逐渐增大拥塞窗口数值。cwnd 初始值为 1，每经过一个传播轮次，cwnd 加倍。

- **拥塞避免：**

拥塞避免算法的思路是让拥塞窗口 cwnd 缓慢增大，即每经过一个往返时间 RTT 就把发送方的 cwnd 加 1。

- **快重传与快恢复：**

在 TCP/IP 中，快速重传和快恢复（fast retransmit and recovery，FRR）是一种拥塞控制算法，它能快速恢复丢失的数据包。没有FRR，如果数据包丢失了，TCP 将会使用定时器来要求传输暂停。在暂停的这段时间内，没有新的或复制的数据包被发送。有了 FRR，如果接收机接收到一个不按顺序的数据段，它会立即给发送机发送一个重复确认。如果发送机接收到三个重复确认，它会假定确认件指出的数据段丢失了，并立即重传这些丢失的数据段。

16、说下 GET 和 POST 的区别?

GET 和 POST 本质都是 HTTP 请求，只不过对它们的作用做了界定和适配，并且让他们适应各自的场景。

本质区别：GET 只是一次 HTTP请求，POST 先发请求头再发请求体，实际上是两次请求。

1. 从功能上讲，GET 一般用来从服务器上获取资源，POST 一般用来更新服务器上的资源；

2. 从 REST 服务角度上说，GET 是幂等的，即读取同一个资源，总是得到相同的数据，而 POST 不是幂等的，因为每次请求对资源的改变并不是相同的；进一步地，GET 不会改变服务器上的资源，而 POST 会对服务器资源进行改变；

3. 从请求参数形式上看，GET 请求的数据会附在 URL 之后，即将请求数据放置在 HTTP 报文的 请求头 中，以 ? 分割 URL 和传输数据，参数之间以 & 相连。特别地，如果数据是英文字母/数字，原样发送；否则，会将其编码为 application/x-www-form-urlencoded MIME 字符串(如果是空格，转换为+，如果是中文/其他字符，则直接把字符串用 BASE64 加密，得出如：%E4%BD%A0%E5%A5%BD，其中 %XX 中的 XX 为该符号以 16 进制表示的 ASCII)；而 POST 请求会把提交的数据则放置在是 HTTP 请求报文的 请求体 中；

4. 就安全性而言，POST 的安全性要比 GET 的安全性高，因为 GET 请求提交的数据将明文出现在 URL 上，而且 POST 请求参数则被包装到请求体中，相对更安全；

5. 从请求的大小看，GET 请求的长度受限于浏览器或服务器对 URL 长度的限制，允许发送的数据量比较小，而 POST 请求则是没有大小限制的。

数据库面试题

1.事务四大特性

1.原子性（Atomicity）- 原子性是指事务包含的所有操作要么全部成功，要么全部失败回滚，因此事务的操作如果成功就必须要完全应用到数据库，如果操作失败则不能对数据库有任何影响。

2.一致性（Consistency）- 事务开始前和结束后，数据库的完整性约束没有被破坏。比如A向B转账，不可能A扣了钱，B却没收到。

3.隔离性（Isolation）- 隔离性是当多个用户并发访问数据库时，比如操作同一张表时，数据库为每一个用户开启的事务，不能被其他事务的操作所干扰，多个并发事务之间要相互隔离。

4.持久性（Durability）- 持久性是指一个事务一旦被提交了，那么对数据库中的数据的改变就是永久性的，即便是在数据库系统遇到故障的情况下也不会丢失提交事务的操作**。

2.多个事务读可能会道理以下问题

1.脏读：事务B读取事务A还没有提交的数据
2.不可重复读：，一行被检索两次，并且该行中的值在不同的读取之间不同时
3.幻读:当在事务处理过程中执行两个相同的查询，并且第二个查询返回的行集合与第一个查询不同时
4.这两个区别在于，不可重复读重点在一行，幻读的重点 ，返回 的集合不一样

3.MYSQL的两种存储引擎区别（事务、锁级别等等），各自的适用场景

引擎	特性
MYISAM	不支持外键，表锁，插入数据时，锁定整个表，查表总行数时，不需要全表扫描
INNODB	支持外键，行锁，查表总行数时，全表扫描

5.数据库三范式

级别	概念
1NF	属性不可分
2NF	非主键属性，完全依赖于主键属性
3NF	非主键属性无传递依赖

6.事务的并发问题

1、脏读：事务A读取了事务B更新的数据，然后B回滚操作，那么A读取到的数据是脏数据

2、不可重复读：事务 A 多次读取同一数据，事务 B 在事务A多次读取的过程中，对数据作了更新并提交，导致事务A多次读取同一数据时，结果因此本事务先后两次读到的数据结果会不一致。

3、幻读：幻读解决了不重复读，保证了同一个事务里，查询的结果都是事务开始时的状态（一致性）。

7.事务的隔离级别

事务隔离级别	脏读	不可重复读	幻读
读未提交 read-uncommitted	是	是	是
读已提交 read-committed	否	是	是
可重复读 repeatable-read	否	否	是
串行化 serializable	否	否	否

- **读未提交**：另一个事务修改了数据，但尚未提交，而本事务中的SELECT会读到这些未被提交的数据**脏读**
- **不可重复读**：事务 A 多次读取同一数据，事务 B 在事务A多次读取的过程中，对数据作了更新并提交，导致事务A多次读取同一数据时，结果因此本事务先后两次读到的数据结果会不一致。
- **可重复读**：在同一个事务里，SELECT的结果是事务开始时时间点的状态，因此，同样的SELECT操作读到的结果会是一致的。但是，会有**幻读**现象
- **串行化**：最高的隔离级别，在这个隔离级别下，不会产生任何异常。并发的事务，就像事务是在一个个按照顺序执行一样

17.使用explain优化sql和索引？（参考PPT）

18.MySQL慢查询怎么解决?

- **slow_query_log** 慢查询开启状态。
- **slow_query_log_file** 慢查询日志存放的位置（这个目录需要MySQL的运行帐号的可写权限，一般设置为MySQL的数据存放目录）。
- **long_query_time** 查询超过多少秒才记录。

操作系统面试题

####

1). 死锁的概念

在两个或者多个并发进程中，如果每个进程持有某种资源而又等待其它进程释放它或它们现在保持着的资源，在未改变这种状态之前都不能向前推进，称这一组进程产生了死锁。通俗的讲，就是两个或多个进程无限期的阻塞、相互等待的一种状态。

2). 死锁产生的四个必要条件

1.互斥：至少有一个资源必须属于非共享模式，即一次只能被一个进程使用；若其他申请使用该资源，那么申请进程必须等到该资源被释放为止；

2.占有并等待：一个进程必须占有至少一个资源，并等待另一个资源，而该资源为其他进程所占有；

3.非抢占：进程不能被抢占，即资源只能被进程在完成任务后自愿释放

4.循环等待：若干进程之间形成一种头尾相接的环形等待资源关

9、怎么预防死锁?

1．破坏请求条件：一次性分配所有资源，这样就不会再有请求了；

2．破坏请保持条件：只要有一个资源得不到分配，也不给这个进程分配其他的资源：

3．破坏不可剥夺条件：当某进程获得了部分资源，但得不到其它资源，则释放已占有的资源；

4．破坏环路等待条件：系统给每类资源赋予一个编号，每一个进程按编号递增的顺序请求资源，释放则相反。