第11讲 | TCP协议（上）：因性恶而复杂，先恶后善反轻松

2018-06-11 刘超

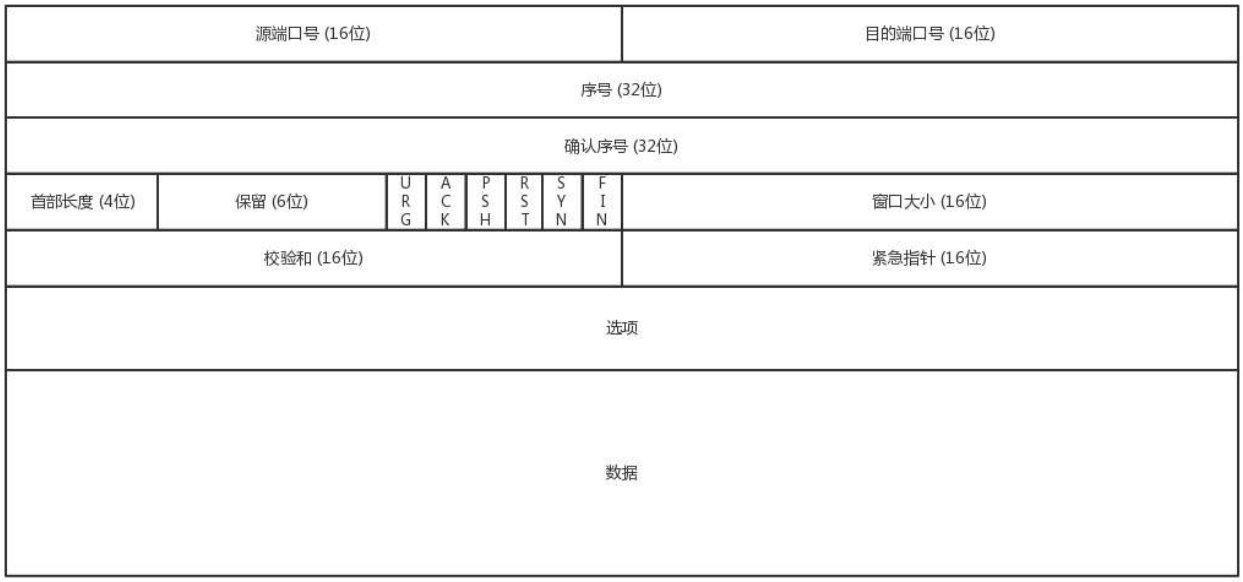
第11讲 | TCP协议（上）：因性恶而复杂，先恶后善反轻松
朗读人：刘超　16′16″ | 7.49M

上一节，我们讲的 UDP，基本上包括了传输层所必须的端口字段。它就像我们小时候一样简单，相信“网之初，性本善，不丢包，不乱序”。

后来呢，我们都慢慢长大，了解了社会的残酷，变得复杂而成熟，就像 TCP 协议一样。它之所以这么复杂，那是因为它秉承的是“性恶论”。它天然认为网络环境是恶劣的，丢包、乱序、重传，拥塞都是常有的事情，一言不合就可能送达不了，因而要从算法层面来保证可靠性。

TCP 包头格式

我们先来看 TCP 头的格式。从这个图上可以看出，它比 UDP 复杂得多。



首先，源端口号和目标端口号是不可少的，这一点和 UDP 是一样的。如果没有这两个端口号。数据就不知道应该发给哪个应用。

接下来是包的序号。为什么要给包编号呢？当然是为了解决乱序的问题。不编好号怎么确认哪个应该先来，哪个应该后到呢。编号是为了解决乱序问题。既然是社会老司机，做事当然要稳重，一件件来，面临再复杂的情况，也临危不乱。

还应该有的就是确认序号。发出去的包应该有确认，要不然我怎么知道对方有没有收到呢？如果没有收到就应该重新发送，直到送达。这个可以解决不丢包的问题。作为老司机，做事当然要靠谱，答应了就要做到，暂时做不到也要有个回复。

TCP 是靠谱的协议，但是这不能说明它面临的网络环境好。从 IP 层面来讲，如果网络状况的确那么差，是没有任何可靠性保证的，而作为 IP 的上一层 TCP 也无能为力，唯一能做的就是更加努力，不断重传，通过各种算法保证。也就是说，对于 TCP 来讲，IP 层你丢不丢包，我管不着，但是我在我的层面上，会努力保证可靠性。

这有点像如果你在北京，和客户约十点见面，那么你应该清楚堵车是常态，你干预不了，也控制不了，你唯一能做的就是早走。打车不行就改乘地铁，尽力不失约。

接下来有一些状态位。例如 SYN 是发起一个连接，ACK 是回复，RST 是重新连接，FIN 是结束连接等。TCP 是面向连接的，因而双方要维护连接的状态，这些带状态位的包的发送，会引起双方的状态变更。

不像小时候，随便一个不认识的小朋友都能玩在一起，人大了，就变得礼貌，优雅而警觉，人与人遇到会互相热情的寒暄，离开会不舍的道别，但是人与人之间的信任会经过多次交互才能建立。

还有一个重要的就是窗口大小。TCP 要做流量控制，通信双方各声明一个窗口，标识自己当前能够的处理能力，别发送的太快，撑死我，也别发的太慢，饿死我。

作为老司机，做事情要有分寸，待人要把握尺度，既能适当提出自己的要求，又不强人所难。除了做流量控制以外，TCP 还会做拥塞控制，对于真正的通路堵车不堵车，它无能为力，唯一能做的就是控制自己，也即控制发送的速度。不能改变世界，就改变自己嘛。

作为老司机，要会自我控制，知进退，知道什么时候应该坚持，什么时候应该让步。

通过对 TCP 头的解析，我们知道要掌握 TCP 协议，重点应该关注以下几个问题：

- 顺序问题 ，稳重不乱；
- 丢包问题，承诺靠谱；
- 连接维护，有始有终；
- 流量控制，把握分寸；
- 拥塞控制，知进知退。

TCP 的三次握手

所有的问题，首先都要先建立一个连接，所以我们先来看连接维护问题。

TCP 的连接建立，我们常常称为三次握手。

A：您好，我是 A。

B：您好 A，我是 B。

A：您好 B。

我们也常称为“请求 -> 应答 -> 应答之应答”的三个回合。这个看起来简单，其实里面还是有很多的学问，很多的细节。

首先，为什么要三次，而不是两次？按说两个人打招呼，一来一回就可以了啊？为了可靠，为什么不是四次？

我们还是假设这个通路是非常不可靠的，A 要发起一个连接，当发了第一个请求杳无音信的时候，会有很多的可能性，比如第一个请求包丢了，再如没有丢，但是绕了弯路，超时了，还有 B 没有响应，不想和我连接。

A 不能确认结果，于是再发，再发。终于，有一个请求包到了 B，但是请求包到了 B 的这个事情，目前 A 还是不知道的，A 还有可能再发。

B 收到了请求包，就知道了 A 的存在，并且知道 A 要和它建立连接。如果 B 不乐意建立连接，则 A 会重试一阵后放弃，连接建立失败，没有问题；如果 B 是乐意建立连接的，则会发送应答包给 A。

当然对于 B 来说，这个应答包也是一入网络深似海，不知道能不能到达 A。这个时候 B 自然不能认为连接是建立好了，因为应答包仍然会丢，会绕弯路，或者 A 已经挂了都有可能。

而且这个时候 B 还能碰到一个诡异的现象就是，A 和 B 原来建立了连接，做了简单通信后，结束了连接。还记得吗？A 建立连接的时候，请求包重复发了几次，有的请求包绕了一大圈又回来了，B 会认为这也是一个正常的的请求的话，因此建立了连接，可以想象，这个连接不会进行下去，也没有个终结的时候，纯属单相思了。因而两次握手肯定不行。

B 发送的应答可能会发送多次，但是只要一次到达 A，A 就认为连接已经建立了，因为对于 A 来讲，他的消息有去有回。A 会给 B 发送应答之应答，而 B 也在等这个消息，才能确认连接的建立，只有等到了这个消息，对于 B 来讲，才算它的消息有去有回。

当然 A 发给 B 的应答之应答也会丢，也会绕路，甚至 B 挂了。按理来说，还应该有个应答之应答之应答，这样下去就没底了。所以四次握手是可以的，四十次都可以，关键四百次也不能保证就真的可靠了。只要双方的消息都有去有回，就基本可以了。

好在大部分情况下，A 和 B 建立了连接之后，A 会马上发送数据的，一旦 A 发送数据，则很多问题都得到了解决。例如 A 发给 B 的应答丢了，当 A 后续发送的数据到达的时候，B 可以认为这个连接已经建立，或者 B 压根就挂了，A 发送的数据，会报错，说 B 不可达，A 就知道 B 出事情了。

当然你可以说 A 比较坏，就是不发数据，建立连接后空着。我们在程序设计的时候，可以要求开启 keepalive 机制，即使没有真实的数据包，也有探活包。

另外，你作为服务端 B 的程序设计者，对于 A 这种长时间不发包的客户端，可以主动关闭，从而空出资源来给其他客户端使用。

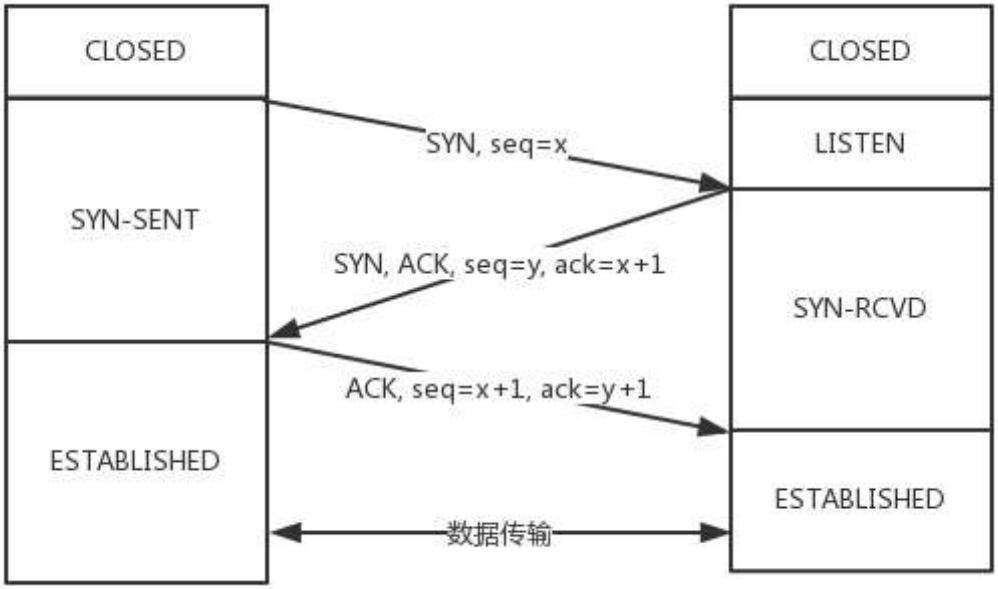
三次握手除了双方建立连接外，主要还是为了沟通一件事情，就是TCP 包的序号的问题。

A 要告诉 B，我这面发起的包的序号起始是从哪个号开始的，B 同样也要告诉 A，B 发起的包的序号起始是从哪个号开始的。为什么序号不能都从 1 开始呢？因为这样往往会出现冲突。

例如，A 连上 B 之后，发送了 1、2、3 三个包，但是发送 3 的时候，中间丢了，或者绕路了，于是重新发送，后来 A 掉线了，重新连上 B 后，序号又从 1 开始，然后发送 2，但是压根没想发送 3，但是上次绕路的那个 3 又回来了，发给了 B，B 自然认为，这就是下一个包，于是发生了错误。

因而，每个连接都要有不同的序号。这个序号的起始序号是随着时间变化的，可以看成一个 32 位的计数器，每 4ms 加一，如果计算一下，如果到重复，需要 4 个多小时，那个绕路的包早就死翘翘了，因为我们都知道 IP 包头里面有个 TTL，也即生存时间。

好了，双方终于建立了信任，建立了连接。前面也说过，为了维护这个连接，双方都要维护一个状态机，在连接建立的过程中，双方的状态变化时序图就像这样。



一开始，客户端和服务端都处于 CLOSED 状态。先是服务端主动监听某个端口，处于 LISTEN 状态。然后客户端主动发起连接 SYN，之后处于 SYN-SENT 状态。服务端收到发起的连接，返回 SYN，并且 ACK 客户端的 SYN，之后处于 SYN-RCVD 状态。客户端收到服务端发送的 SYN 和 ACK 之后，发送 ACK 的 ACK，之后处于 ESTABLISHED 状态，因为它一发一收成功了。服务端收到 ACK 的 ACK 之后，处于 ESTABLISHED 状态，因为它也一发一收了。

TCP 四次挥手

好了，说完了连接，接下来说一说“拜拜”，好说好散。这常被称为四次挥手。

A：B 啊，我不想玩了。

B：哦，你不想玩了啊，我知道了。

这个时候，还只是 A 不想玩了，也即 A 不会再发送数据，但是 B 能不能在 ACK 的时候，直接关闭呢？当然不可以了，很有可能 A 是发完了最后的数据就准备不玩了，但是 B 还没做完自己的事情，还是可以发送数据的，所以称为半关闭的状态。

这个时候 A 可以选择不再接收数据了，也可以选择最后再接收一段数据，等待 B 也主动关闭。

B：A 啊，好吧，我也不玩了，拜拜。

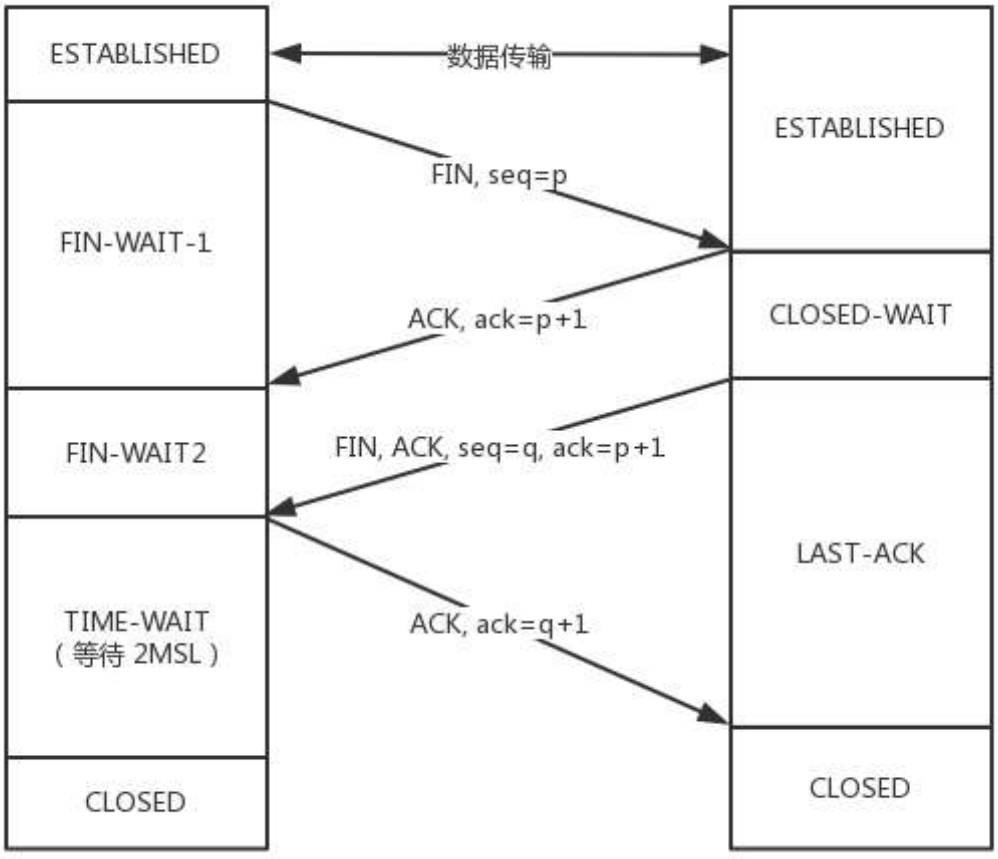
A：好的，拜拜。

这样整个连接就关闭了。但是这个过程有没有异常情况呢？当然有，上面是和平分手的场面。

A 开始说“不玩了”，B 说“知道了”，这个回合，是没什么问题的，因为在此之前，双方还处于合作的状态，如果 A 说“不玩了”，没有收到回复，则 A 会重新发送“不玩了”。但是这个回合结束之后，就有可能出现异常情况了，因为已经有一方率先撕破脸。

一种情况是，A 说完“不玩了”之后，直接跑路，是会有问题的，因为 B 还没有发起结束，而如果 A 跑路，B 就算发起结束，也得不到回答，B 就不知道该怎么办了。另一种情况是，A 说完“不玩了”，B 直接跑路，也是有问题的，因为 A 不知道 B 是还有事情要处理，还是过一会儿会发送结束。

那怎么解决这些问题呢？TCP 协议专门设计了几个状态来处理这些问题。我们来看断开连接的时候的状态时序图。



断开的时候，我们可以看到，当 A 说“不玩了”，就进入 FIN_WAIT_1 的状态，B 收到“A 不玩”的消息后，发送知道了，就进入 CLOSE_WAIT 的状态。

A 收到“B 说知道了”，就进入 FIN_WAIT_2 的状态，如果这个时候 B 直接跑路，则 A 将永远在这个状态。TCP 协议里面并没有对这个状态的处理，但是 Linux 有，可以调整 tcp_fin_timeout 这个参数，设置一个超时时间。

如果 B 没有跑路，发送了“B 也不玩了”的请求到达 A 时，A 发送“知道 B 也不玩了”的 ACK 后，从 FIN_WAIT_2 状态结束，按说 A 可以跑路了，但是最后的这个 ACK 万一 B 收不到呢？则 B 会重新发一个“B 不玩了”，这个时候 A 已经跑路了的话，B 就再也收不到 ACK 了，因而 TCP 协议要求 A 最后等待一段时间 TIME_WAIT，这个时间要足够长，长到如果 B 没收到 ACK 的话，“B 说不玩了”会重发的，A 会重新发一个 ACK 并且足够时间到达 B。

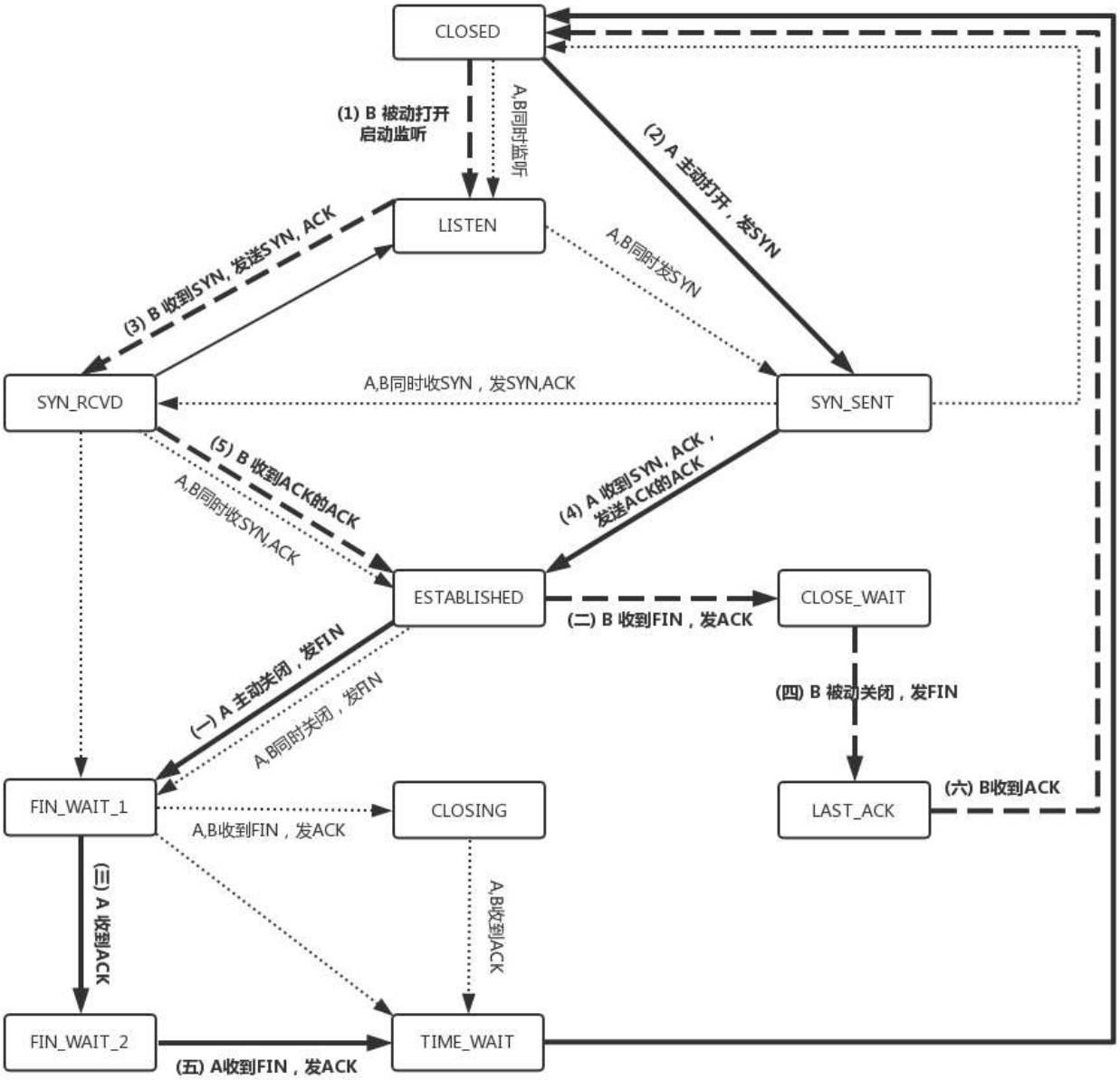
A 直接跑路还有一个问题是，A 的端口就直接空出来了，但是 B 不知道，B 原来发过的很多包很可能还在路上，如果 A 的端口被一个新的应用占用了，这个新的应用会收到上个连接中 B 发过来的包，虽然序列号是重新生成的，但是这里要上一个双保险，防止产生混乱，因而也需要等足够长的时间，等到原来 B 发送的所有的包都死翘翘，再空出端口来。

等待的时间设为 2MSL，MSL是Maximum Segment Lifetime，报文最大生存时间，它是任何报文在网络上存在的最长时间，超过这个时间报文将被丢弃。因为 TCP 报文基于是 IP 协议的，而 IP 头中有一个 TTL 域，是 IP 数据报可以经过的最大路由数，每经过一个处理他的路由器此值就减 1，当此值为 0 则数据报将被丢弃，同时发送 ICMP 报文通知源主机。协议规定 MSL 为 2 分钟，实际应用中常用的是 30 秒，1 分钟和 2 分钟等。

还有一个异常情况就是，B 超过了 2MSL 的时间，依然没有收到它发的 FIN 的 ACK，怎么办呢？按照 TCP 的原理，B 当然还会重发 FIN，这个时候 A 再收到这个包之后，A 就表示，我已经在这里等了这么长时间了，已经仁至义尽了，之后的我就都不认了，于是就直接发送 RST，B 就知道 A 早就跑了。

TCP 状态机

将连接建立和连接断开的两个时序状态图综合起来，就是这个著名的 TCP 的状态机。学习的时候比较建议将这个状态机和时序状态机对照着看，不然容易晕。



在这个图中，加黑加粗的部分，是上面说到的主要流程，其中阿拉伯数字的序号，是连接过程中的顺序，而大写中文数字的序号，是连接断开过程中的顺序。加粗的实线是客户端 A 的状态变迁，加粗的虚线是服务端 B 的状态变迁。

小结

好了，这一节就到这里了，我来做一个总结：

- TCP 包头很复杂，但是主要关注五个问题，顺序问题，丢包问题，连接维护，流量控制，拥塞控制；
- 连接的建立是经过三次握手，断开的时候四次挥手，一定要掌握的我画的那个状态图。

最后，给你留两个思考题。

1. TCP 的连接有这么多的状态，你知道如何在系统中查看某个连接的状态吗？

2. 这一节仅仅讲了连接维护问题，其实为了维护连接的状态，还有其他的数据结构来处理其他的四个问题，那你知道是什么吗？

欢迎你留言和我讨论。趣谈网络协议，我们下期见！

精选留言

Ender0224 3

多谢分享，精彩。扫除了我之前很多的疑问。tcp连接的断开比建立复杂一些，本质上是因为资源的申请（初始化）本身就比资源的释放简单，以c++为例，构造函数初始化对象很简单，而析构函数则要考虑所有资源安全有序的释放，tcp断连时序中除了断开这一重要动作，另外重要的潜台词是“我要断开连接了 你感觉把收尾工作做了”

2018-06-11

作者回复

谢谢

2018-06-11

进阶的码农 0

状态机图里的不加粗虚线看不懂什么意思 麻烦老师点拨下

2018-06-11

作者回复

其他非主流过程

2018-06-11

咖啡猫口里的咖啡猫 0

老师再问个问题，TCP保证有序（后续到的包会等待之前的包），流量控制，拥塞机制，导致网络出现抖动时，延迟性就高，响应慢，，为什么要在应用层写重发机制，，毕竟TCP保证有序性，意义不大啊😄

2018-06-11

作者回复

应用层重试是解决应用层的错误，假设你调用一个进程，但是没调用成功，挂了，重试是给另一个进程发

2018-06-11

咖啡猫口里的咖啡猫🐱 0

还是我老师，，TCP重传，底层会处理去重后传给上层？ 那会不会把缓冲区撑死啊，毕竟要过滤对比去重，再传给上层。。那一个包rece缓存区生命周期是？

2018-06-11

作者回复

是的，去重后给上层，这就是分层的意义，下面的算法对上面透明。不会撑死，同样的包只会缓冲一个，正是因为没有收到才重发

2018-06-11

咖啡猫口里的咖啡猫🐱 0

还是我老师，，TCP重传，底层会处理去重后传给上层？ 那会不会把缓冲区撑死啊，毕竟要过滤对比去重，再传给上层。。那一个包rece缓存区生命周期是？

2018-06-11

作者回复

不对比，有个序列号，同一个序列号只接收一次

2018-06-11

赵强强 0

如果客户端主动关闭连接，当服务器处于CLOSE_WAIT状态时，教科书（谢希仁）说仍然可以给客户端发送数据，请问发送的数据还需要客户端确认吗？应用层一般都是通过Socket进行编程，客户端通过调用close方法关闭连接，关闭后已经无法在处理输入和输出，那CLOSE_WAIT阶段传送的数据仅仅是放置到了TCP接收缓存中吧，应用层应该已经无法感知了。
请老师帮忙解答一下，谢谢。

2018-06-11

作者回复

我记得谢老师说的是半关闭的时候，closewait已经不行了吧，我再去查一下

2018-06-11

刘宝明 0

老师可以再教程里加一点小实验吗

2018-06-11

咖啡猫口里的咖啡猫🐱 0

TCP的重传机制，导致业余需要去重，这种解决思路

2018-06-11

作者回复

tcp重传不需要业务去重的

2018-06-11

monkay 0

如果是建立链接了，数据传输过程链接断了，客户端和服务器端各自会是什么状态？

或者我可以这样理解么，所谓的链接根本是不存在的，双方握手之后，数据传输还是跟udp一样，只是tcp在维护顺序、流量之类的控制

2018-06-11

作者回复

是的，连接就是两端的状态维护，中间过程没有所谓的连接，一旦传输失败，一端收到消息，才知道状态的变化

2018-06-11

赵强强 0

1、 ‘序号的起始序号随时间变化，...重复需要4个多小时’ ，老师这个重复时间怎么计算出来的呢？每4ms加1，如果有两个TCP链接都在这个4ms内建立，是不是就是相同的起始序列号呢。

2、报文最大生存时间（MSL）和IP协议的路由条数（TTL）什么关系呢，报文当前耗时怎么计算？TCP层有存储相应时间？

请老师帮忙解答一下，谢谢😬

2018-06-11

u 0

MSL有2分钟吗？怎么可能等这么长的时间才断开连接？

2018-06-11

作者回复

文章里写了，不一定是这个时间。应用层断开，你会发现系统里面有很多timewait

2018-06-11

姜哥 0

Tcp三次握手设计被恶意利用 ， 造就了ddos。

2018-06-11

作者回复

是有连接攻击的

2018-06-11

Kobe Bryant 24 0

丢包问题，连接维护，流量控制，拥塞控制，这几个问题会详细讲解嘛？

2018-06-11

作者回复

会，不还有tcp下的吗

2018-06-11

龚极客 0

关于双保险那里，A可以直接起一个进程替换原来的端口，并没有等待2msl时间啊。

2018-06-11

作者回复

是的，reuse

2018-06-11

24es鱼 0

沙发

2018-06-11

零一 0

可以用 netstat 或者 lsof 命令 grep 一下 establish listen close_wait 等这些查看

2018-06-11