08 | 分段：MTU引发的血案

2022-02-07 杨胜辉

《网络排查案例课》 课程介绍 >

讲述：杨胜辉
时长 25:30 大小 23.36M

你好，我是胜辉。

在第 1 讲里，我给你介绍过 TCP segment（TCP 段）作为“部分”，是从“整体”里面切分出来的。这种切分机制在网络设计里面很常见，但同时也容易引起问题。更麻烦的是，这些概念因为看起来都很像，特别容易引起混淆。比如，你可能也听说过下面这些概念：

TCP 分段（segmentation）

IP 分片（fragmentation）

MTU（最大传输单元）

MSS（最大分段大小）

TSO（TCP 分段卸载）

……

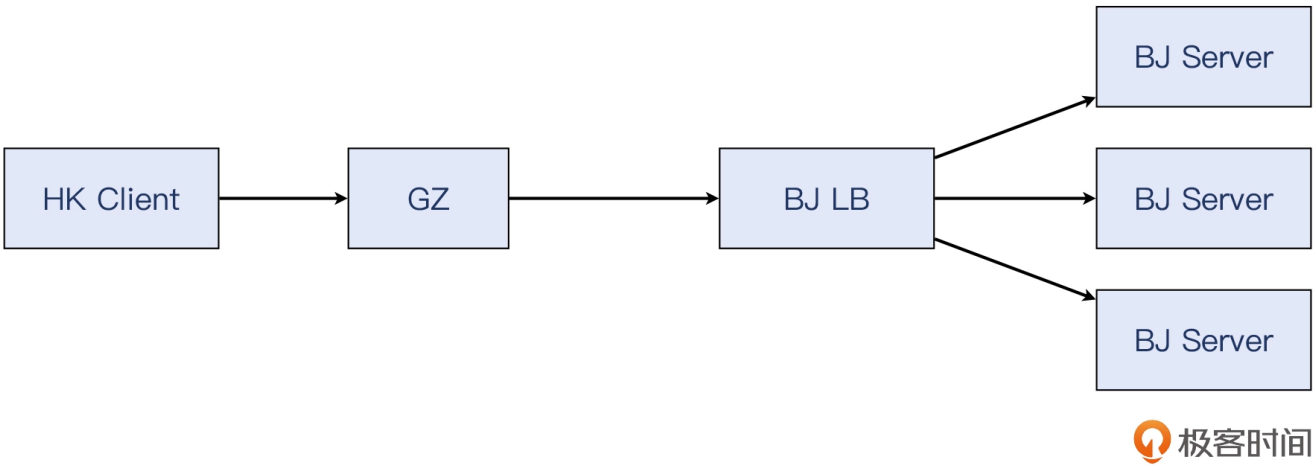
所以这节课，我就通过一个案例，来帮助你彻底搞清楚这些概念的联系和区别，这样你以后遇到跟 MTU、MSS、分片、分段等相关的问题的时候，就不会再茫然失措，也不会再张冠李戴了，而是能清晰地知道问题在哪里，并能针对性地搞定它。

案例：重传失败导致应用压测报错

我先来给你介绍下案例背景。

在公有云服务的时候，一个客户对我们公有云的软件负载均衡（LB）进行压力测试，结果遇到了大量报错。要知道，这是一个比较大的客户，这样的压测失败，意味着可能这个大客户要流失，所以我们打起十二分的精神，投入了排查工作。

首先，我们看一下这个客户的压测环境拓扑图：



这里的香港和北京，都是指客户在我们平台上租赁的云计算资源。从香港的客户端机器，发起对北京 LB 上的 VIP 的压力测试，也就是短时间内有成千上万的请求会发送过来，北京 LB 就分发这些请求到后端的那些同时在北京的服务器上。照理说，我们的云 LB 的性能十分出色，承受数十万的连接没有问题。不夸张地说，就算客户端垮了，LB 都能正常工作。

但是在这次压测中，客户发现有大量的 HTTP 报错。我们看了具体情况，这个压测对每个请求的超时时间设置为 1 秒。也就是说，如果请求不能在 1 秒内得到返回，就会报错。而

问题症状就是出现了大量这样的超时报错。

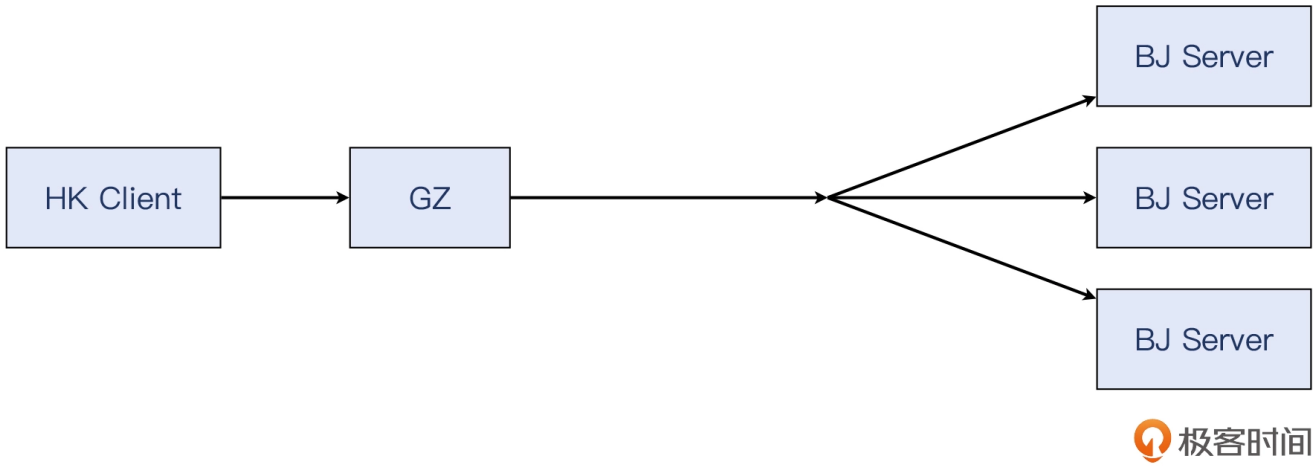
既然通过 LB 做压测有问题，客户就绕过 LB，从香港客户端直接对北京服务器进行测试，结果发现是正常的，压测可以顺利完成。当然，因为单台服务器的能力比不上 LB 加多台服务器的配置，所以压测数据不会太高，但至少没有报错了。

那这样的话，客户是用不了我们的 LB 了？

我们还是用**抓包分析**来查看这个问题。显然，我们知道了两种场景，一种是正常的，一种是异常的。那么我们就在两种场景下分别做了抓包。

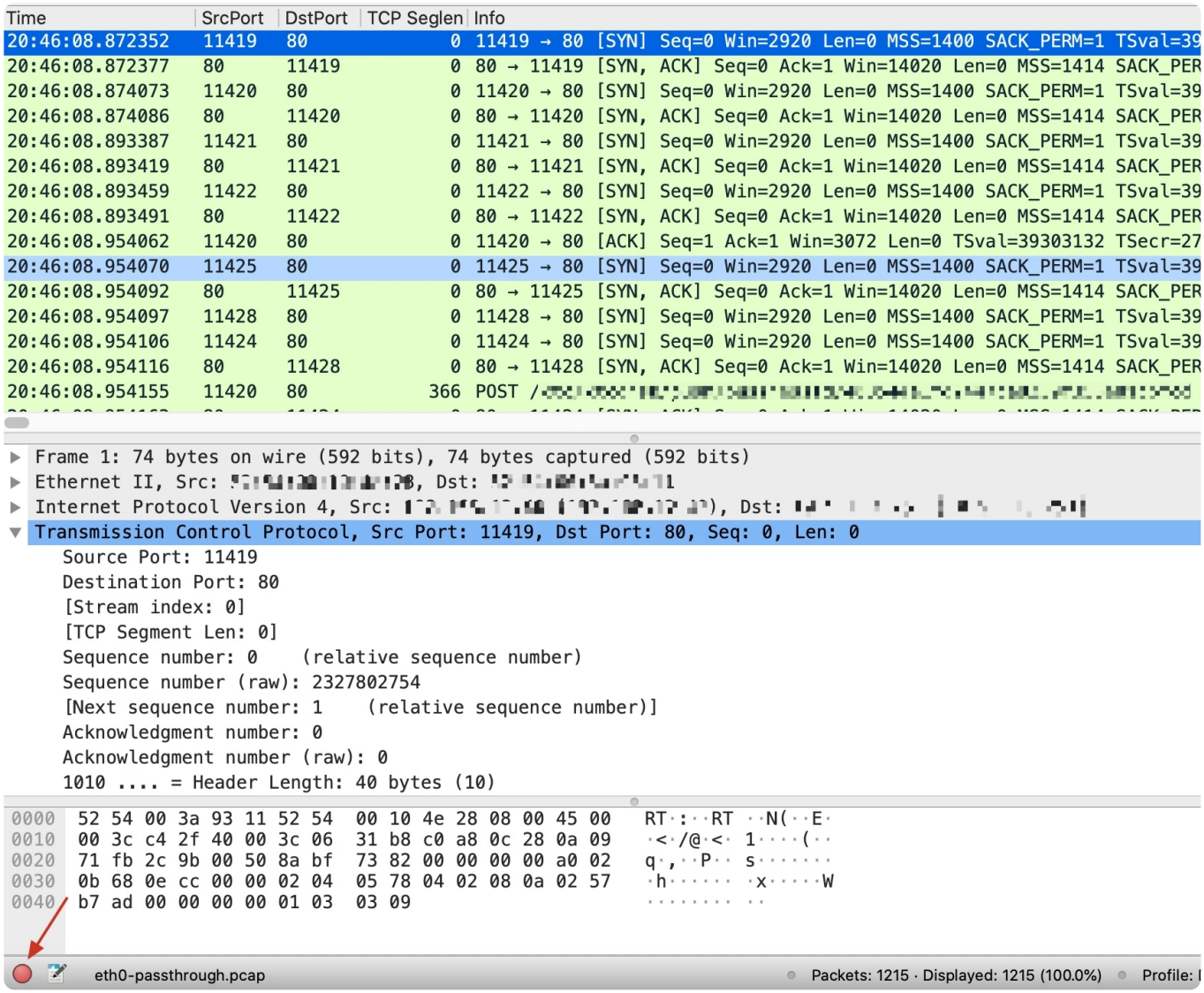
绕过 LB 的压测

我们来看一下绕过 LB 的话，请求是如何到服务器的。香港机房的客户端发起 HTTP 请求，通过专线进入广州机房，然后经由广州 - 北京专线，直达北京机房的服务器。

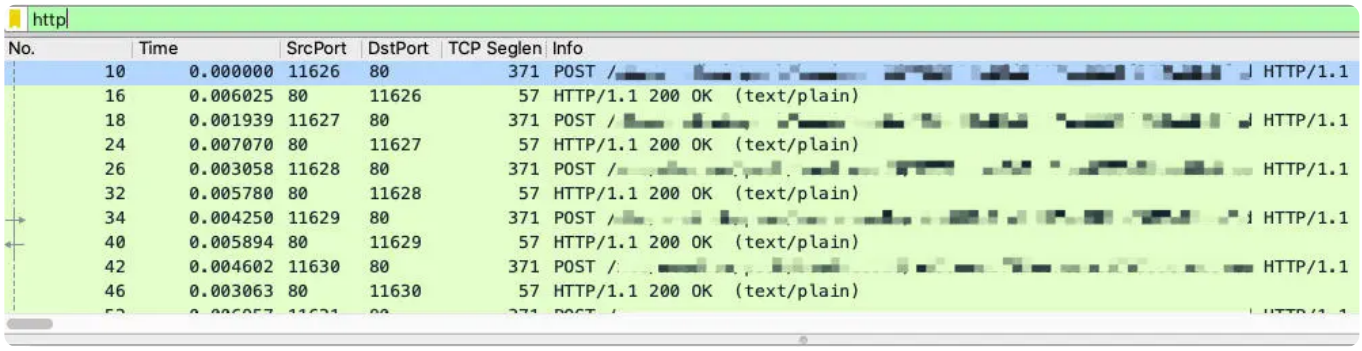


我们来看一下这种场景下的抓包文件：

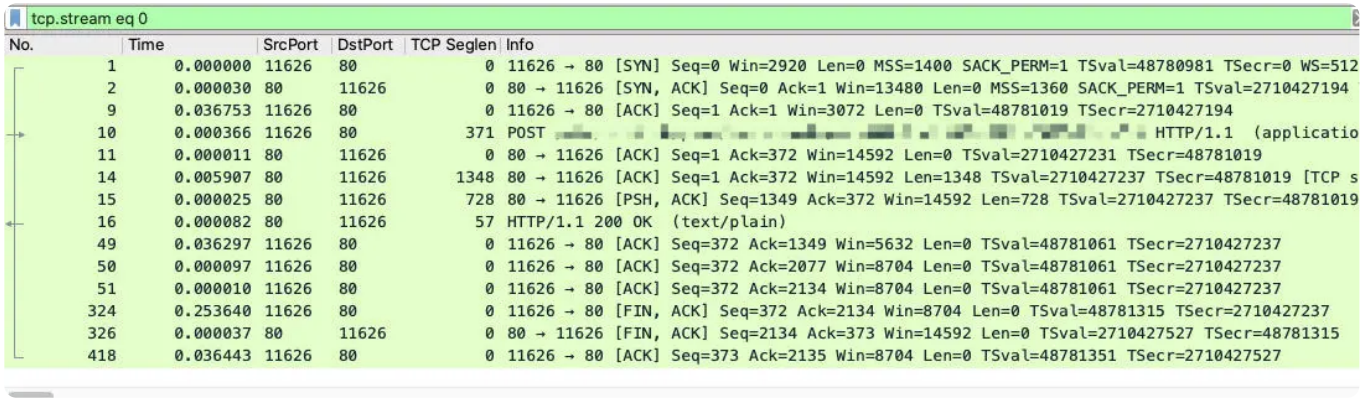
> 抓包文件已经脱敏后上传至 gitee。



考虑到压测的问题是关于 HTTP 的，我们需要查看一下 HTTP 事务的报文。这里只需要输入过滤器 http 就可以了：



我们选中任意一个这样的报文，然后 Follow -> TCP Stream，来看看整个过程：



tcp.stream eq 0

No.	Time	SrcPort	DstPort	TCP Seglen	Info
1	0.000000	11626	80	0	11626 → 80 [SYN] Seq=0 Win=2920 Len=0 MSS=1400 SACK_PERM=1 TSval=48780981 TSecr=0 WS=512
2	0.000030	80	11626	0	80 → 11626 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=13480 Len=0 MSS=1360 SACK_PERM=1 TSval=2710427194
9	0.036753	11626	80	0	11626 → 80 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=3072 Len=0 TSval=48781019 TSecr=2710427194
10	0.000366	11626	80	371	POST [redacted] HTTP/1.1 (applicatio
11	0.000011	80	11626	0	80 → 11626 [ACK] Seq=1 Ack=372 Win=14592 Len=0 TSval=2710427231 TSecr=48781019
14	0.005907	80	11626	1348	80 → 11626 [ACK] Seq=1 Ack=372 Win=14592 Len=1348 TSval=2710427237 TSecr=48781019 [TCP s
15	0.000025	80	11626	728	80 → 11626 [PSH, ACK] Seq=1349 Ack=372 Win=14592 Len=728 TSval=2710427237 TSecr=48781019
16	0.000082	80	11626	57	HTTP/1.1 200 OK (text/plain)
49	0.036297	11626	80	0	11626 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=1349 Win=5632 Len=0 TSval=48781061 TSecr=2710427237
50	0.000097	11626	80	0	11626 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=2077 Win=8704 Len=0 TSval=48781061 TSecr=2710427237
51	0.000010	11626	80	0	11626 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=2134 Win=8704 Len=0 TSval=48781061 TSecr=2710427237
324	0.253640	11626	80	0	11626 → 80 [FIN, ACK] Seq=372 Ack=2134 Win=8704 Len=0 TSval=48781315 TSecr=2710427237
326	0.000037	80	11626	0	80 → 11626 [FIN, ACK] Seq=2134 Ack=373 Win=14592 Len=0 TSval=2710427527 TSecr=48781315
418	0.036443	11626	80	0	11626 → 80 [ACK] Seq=373 Ack=2135 Win=8704 Len=0 TSval=48781351 TSecr=2710427527

从这个正常的 TCP 流里，我们可以获取到以下信息：

时延（往返时间）在 36.8ms，因为 SYN+ACK（2 号报文）和 ACK（9 号报文）之间，就是隔了 0.036753 秒，即 36.8ms。

HTTP 处理时间也很快，从服务端收到 HTTP 请求（在 10 号报文），到服务端回复 HTTP 响应（14 到 16 号报文），一共只花费了大约 6ms。

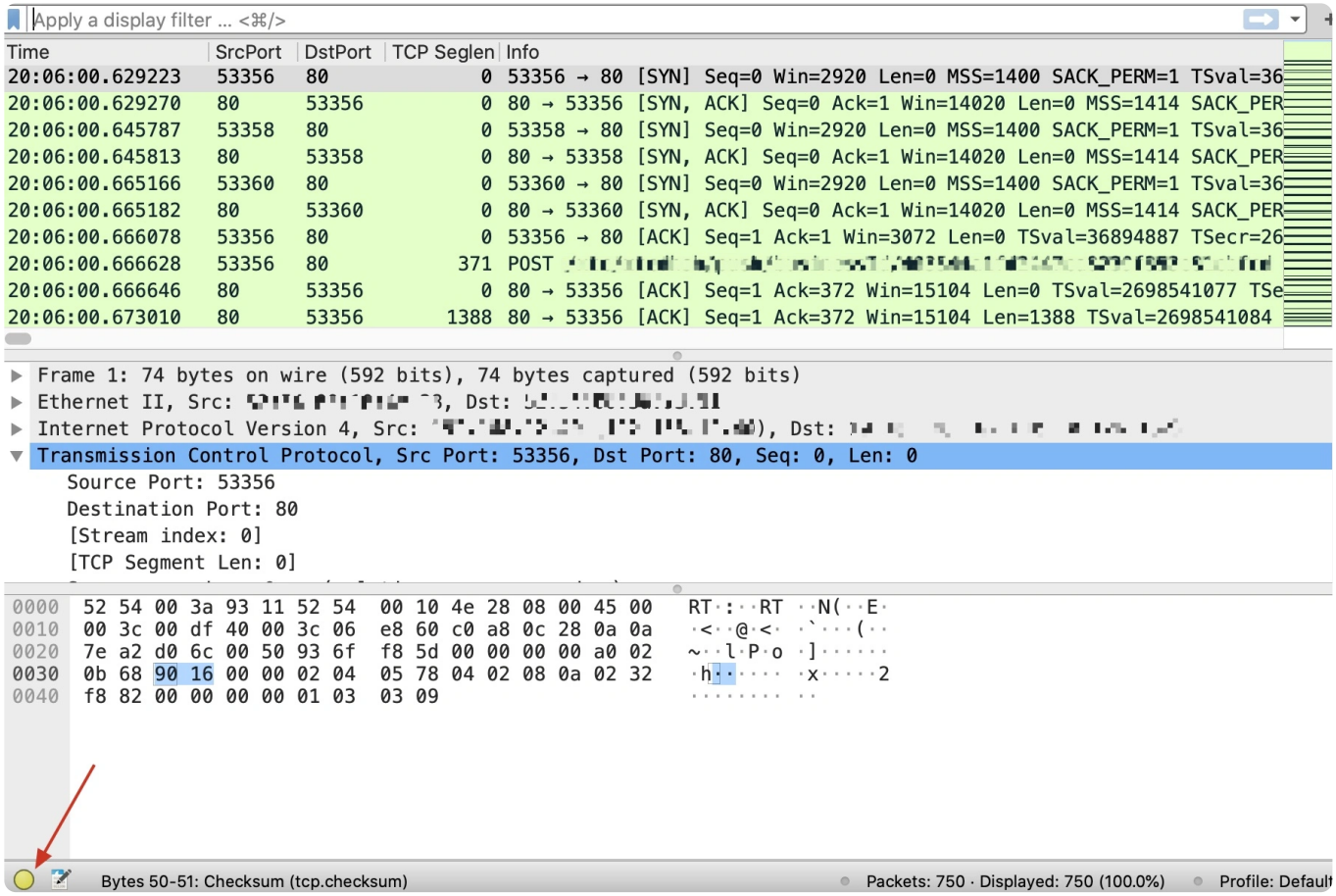
在收到 HTTP 响应后，客户端在 25ms（324 号报文）后，发起了 TCP 挥手。

看起来，服务器确实没有问题，整个 TCP 交互的过程也十分正常。那么，我们再来看一下“经过 LB”的失败场景又是什么样的，然后在报文中“顺藤摸瓜”，进一步就能逼近根因了。

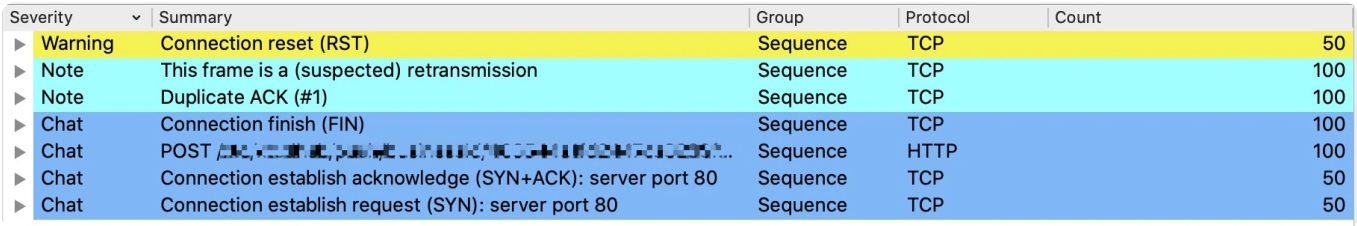
经过 LB 的压测

我们打开绕过 LB 的压测的抓包文件，在第 7 讲中，我提到过利用 Expert Information（专家信息）来展开排查的小技巧。那么这里也是如此。

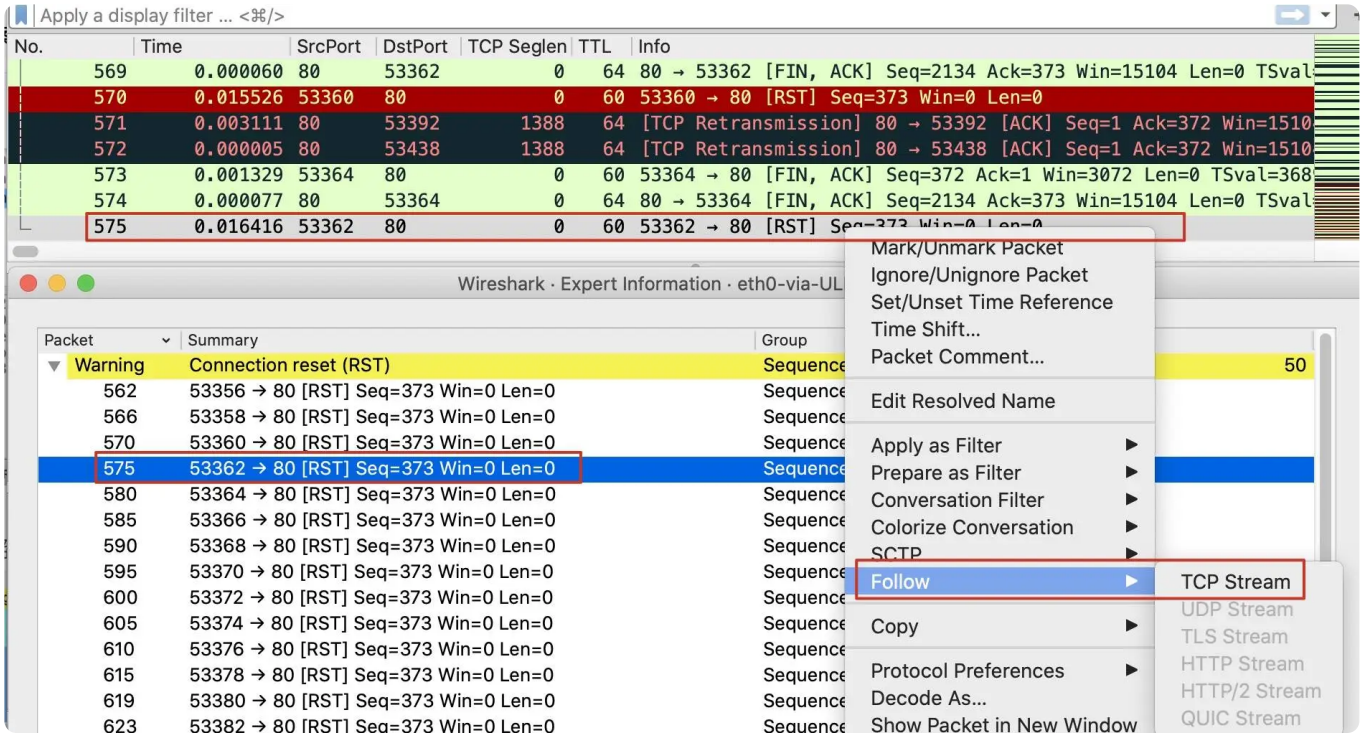
> 抓包文件已经脱敏后上传至 gitee。



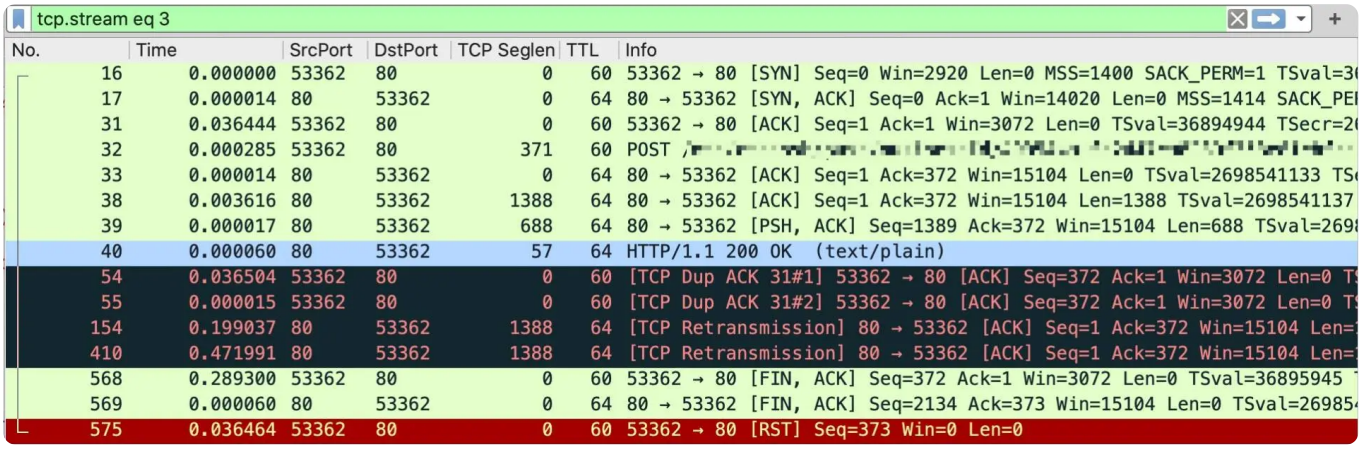
可以看到，里面有标黄色的 Warning 级别的信息，有 50 个需要我们注意的 RST 报文：



我们展开 Warning Connection reset (RST)，选一个报文然后找到它的 TCP 流来看一下：



比如上图中，我们选中 575 号报文，然后 Follow -> TCP Stream，就来到了这条 TCP 流：



不过这里，我先考考你，**目前这个抓包是在客户端还是服务端抓取的呢？**

如果你对第 2 讲还有印象，应该已经知道如何根据 TTL 来做这个判断了。没错，因为 SYN+ACK 报文的 TTL 是 64，所以这个抓包就是在发送 SYN+ACK 的一端，也就是服务端做的。

接下来就是重点了。显然，这个 TCP 流里面，有两个重复确认（54 和 55 号报文），还有两个重传（154 和 410 号报文），在它们之后，就是客户端（源端口 53362）发起了 TCP 挥手，最终以客户端发出的 RST 结束。

这里隐含着两个疑问，我们能回答这两个疑问了，那么问题的根因也就找到了。

第一个疑问：为什么有重复确认（DupAck）？

重复确认在 TCP 里面有很重要的价值，它的出现，一般意味着传输中出现了丢包、乱序等情况。我们来看看这两个重复确认报文的细节。

```
[TCP Dup ACK 3#1] 53362 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=1 Win=3072 Len=0
[TCP Dup ACK 3#2] 53362 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=1 Win=3072 Len=0
```

我们很容易发现，这两个 DupAck 报文的确认号是 1。这意味着什么呢？你现在对 TCP 握手已经挺熟悉了，显然应该能想到，这个 1 的确认号，其实就是**握手阶段完成时候的确认号**。也就是说，客户端其实并没有收到握手后服务端发送的第一个数据报文，所以确认号“停留”在 1。

那么，为什么是两个重复确认报文呢？我们把视线从 2 个 DupAck 报文往上挪，关注到整个 TCP 流的情况。

Time	SrcPort	DstPort	TCP Seglen	TTL	Info
0.003359	53362	80	0	60	53362 → 80 [SYN] Seq=0 Win=2920 Len=0 MSS=1400 SACK_PERM=1
0.000014	80	53362	0	64	80 → 53362 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=14020 Len=0 MSS=1414
0.012067	53362	80	0	60	53362 → 80 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=3072 Len=0 TSval=36894944
0.000285	53362	80	371	60	[illegible]
0.000014	80	53362	0	64	80 → 53362 [ACK] Seq=1 Ack=372 Win=15104 Len=0 TSval=26985
0.000358	80	53362	1388	64	HTTP/1.1 200 OK [Packet size limited during capture]
0.000017	80	53362	688	64	Continuation[Packet size limited during capture]
0.000060	80	53362	57	64	Continuation[Packet size limited during capture]
0.000315	53362	80	0	60	[TCP Dup ACK 31#1] 53362 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=1 Win=3072
0.000015	53362	80	0	60	[TCP Dup ACK 31#2] 53362 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=1 Win=3072
0.011611	80	53362	1388	64	[TCP Retransmission] 80 → 53362 [ACK] Seq=1 Ack=372 Win=15
0.008536	80	53362	1388	64	[TCP Retransmission] 80 → 53362 [ACK] Seq=1 Ack=372 Win=15
0.001295	53362	80	0	60	53362 → 80 [FIN, ACK] Seq=372 Ack=1 Win=3072 Len=0 TSval=3
0.000060	80	53362	0	64	80 → 53362 [FIN, ACK] Seq=2134 Ack=373 Win=15104 Len=0 TSv
0.016416	53362	80	0	60	53362 → 80 [RST] Seq=373 Win=0 Len=0

握手完成后，客户端就发送了 POST 请求，然后服务端先回复了一个 ACK，确认收到了这个请求。之后有连续 3 个报文作为 HTTP 响应，返回给客户端。

按照 TCP 的机制，它可以收一个报文，就发送一个确认报文；也可以收多个报文，发送一个确认报文。反过来说，一端发送几次确认报文，就意味着它收到了至少同样数量的数据报文。

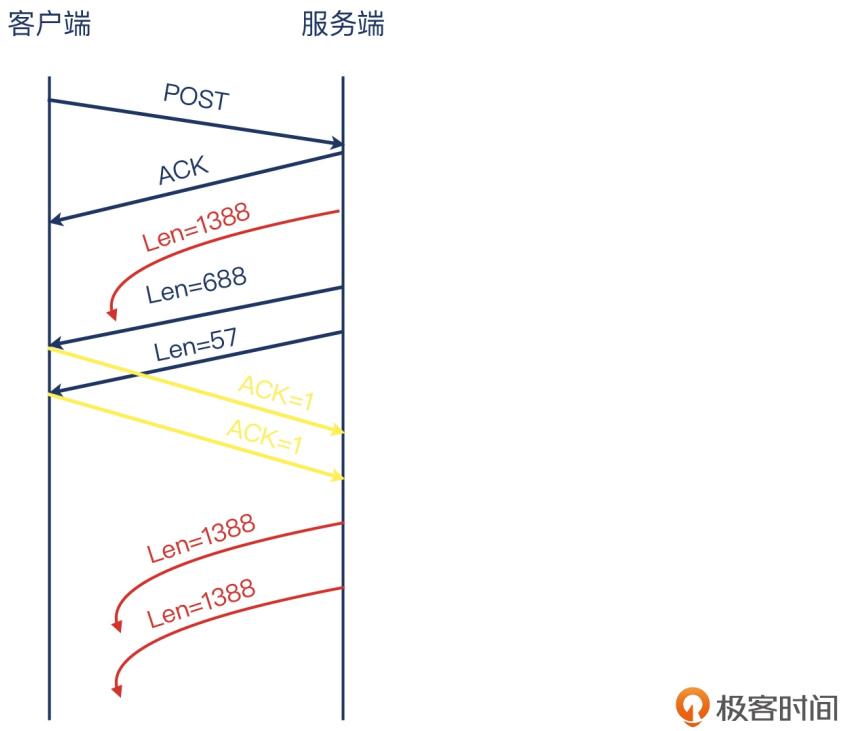
在当前的例子里，因为有 2 个 DupAck 报文，那么客户端一定至少收到了 2 个数据报文。是哪两个呢？一定是连续 3 个报文的第二和第三个，也就是 1388 字节报文的后面两个。因为如果是收到了 1388 字节那个，那确认号就一定不是 1，而是 1389（1388+1）了。

我们再把视线从 2 个 DupAck 往下挪，这里有 2 个 TCP 重传。

我们关注一下 Time 列，第一个重传是隔了大约 200ms，第二次重传隔了大约 472 毫秒。这就是 **TCP 的超时重传机制**引发的行为。关于重传这个话题，后续课程里会有大量的展开，你可以期待一下。

```
 9    0.036504 53362   80          0 [TCP Dup ACK 3#1] 53362 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=1 Win=3072 Len=0 TSval=3
10    0.000015 53362   80          0 [TCP Dup ACK 3#2] 53362 → 80 [ACK] Seq=372 Ack=1 Win=3072 Len=0 TSval=3
11    0.199037 80      53362    1388 [TCP Retransmission] 80 → 53362 [ACK] Seq=1 Ack=372 Win=15104 Len=1388
12    0.471991 80      53362    1388 [TCP Retransmission] 80 → 53362 [ACK] Seq=1 Ack=372 Win=15104 Len=1388
```

那么结合上面这些信息，我们也就理解了“通过 LB 压测失败”的整个过程，在 TCP 里面具体发生了什么。我还是用示意图来展示一下：



不过你也许会问：“每次这样画一个示意图，好像比较麻烦啊？难道 Wireshark 就不能提供类似的功能吗？”

Wireshark 主窗口里展示的报文，确实有点类似“一维”，也就是从上到下依次排列，在解读通信双方的具体行为时，如果能添加上另外一个“维度”，比如增加向左和向右的箭

头，是不是可以让我们更容易理解呢？

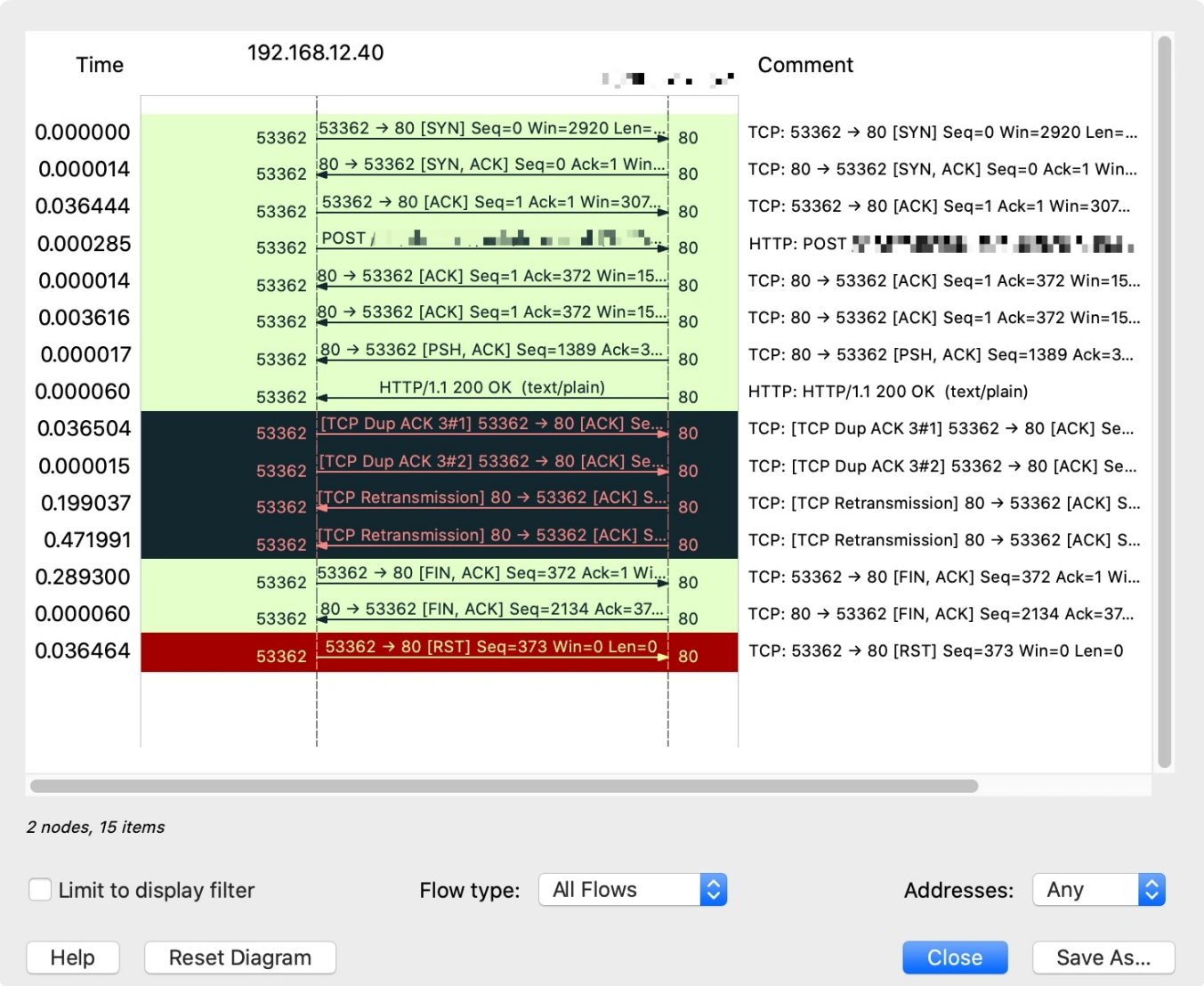
其实，我们能想到的，Wireshark 的聪明的开发者也想到了，Wireshark 里确实有一个小工具可以起到这个作用，它就是 **Flow Graph**。

你可以这样找到它：点开 Statistics 菜单，在下拉菜单中找到 Flow Graph，点击它，就可以看到这个抓包文件的“二维图”了。不过，因为我们要查看的是过滤出来的 TCP 流，而 Flow Graph 只会展示抓包文件里所有的报文，所以，我们需要这么做：

先把过滤出来的报文，保存为一个新的抓包文件；

然后打开那个新文件，再查看 Flow Graph。

比如这次我就可以看到下面这个 Flow Graph：



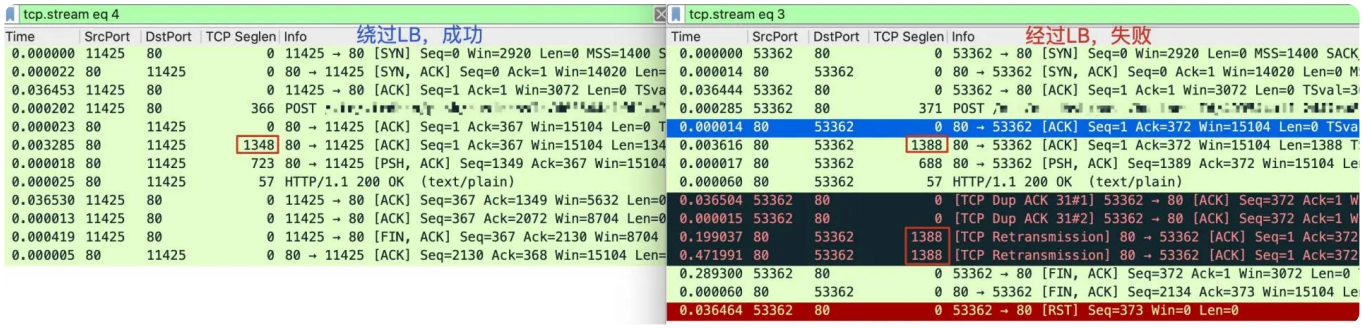
上图读起来，是不是感觉信息量要比主界面要多一些？特别是有了左右方向箭头，给我们大脑形成了“第二个维度”，报文的流向可以直接看出来，而不再去看端口或者 IP 去推导出流向了。

好了，“为什么会有重复确认”的问题，我们搞清楚了，它就是由于三个报文中，第一个报文没有到达客户端，而后两个到达的报文触发了客户端发送两次重复确认。我们接下来看更为关键的问题。

第二个疑问：为什么重传没有成功？

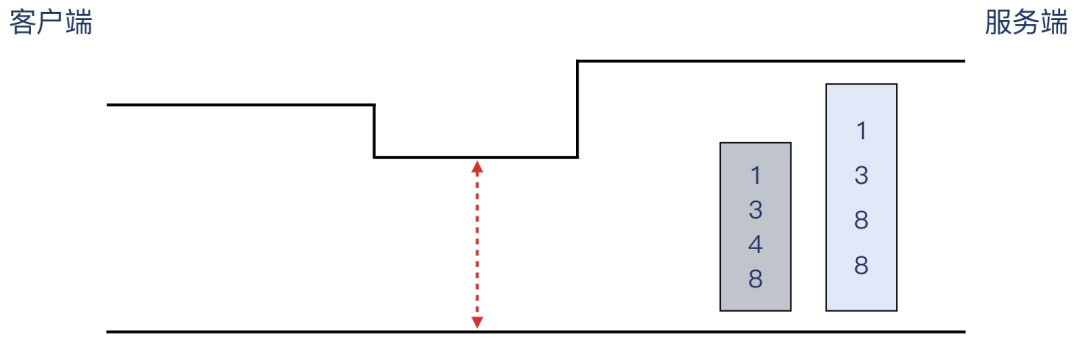
第一个报文就算暂时丢失，后续也有两次重传，为什么这些重传都没成功呢？既然我们同时有成功情况和不成功情况下的抓包文件，那我们直接比较，也许就能找到原因了。

让我们把两个文件中的类似的 TCP 流对比一下：



你能发现其中的不同吗？这应该还是比较容易发现的，它就是：**HTTP 响应报文的大小**。两次测试中，虽然 HTTP 响应报文都分成了 3 个 TCP 报文，但最大报文大小不同：左边是 1348，右边是 1388，相差有 40 字节。既然已经提到了报文大小，那你应该会联想到我们这节课的主题，MTU 了吧？

MTU，中文叫最大传输单元，也就是第三层的报文大小的上限。我们知道，网络路径中，小的报文相对容易传输，而大的报文遇到路径中某个 MTU 限制的可能会更大。那么在这里，假如这个问题真的是 MTU 限制导致的，显然，1388 会比 1348 更容易遇到这个问题！

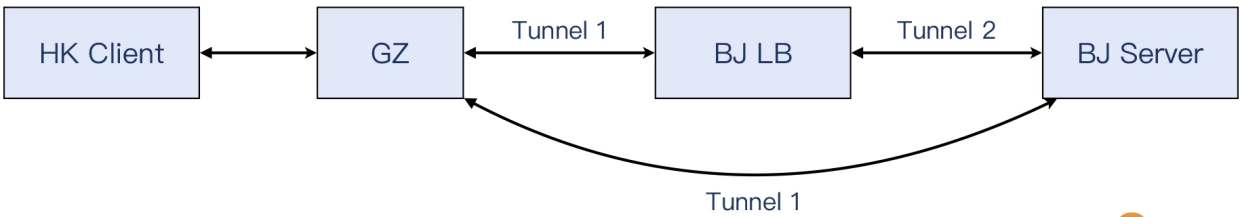


极客时间

就像上面示意图展示的那样，如果路径中有一个偏小的 MTU 环节，那么完全有可能导致 1388 字节的报文无法通过，而 1348 字节的报文就可以通过。

而且，因为 MTU 是一个静态设置，在同样的路径上，一旦某个尺寸的报文一次没通过，后续的这个尺寸的报文全都不能通过。这样的话，后续重传的两次 1388 字节的报文也都失败这个事实，也就可以解释了。

既然问题跟 MTU 有关，我们就检查了客户端到服务端之间的一整条链路，发现了一个之前没注意到的情况：除了广州到北京之间有一条隧道，在北京 LB 到服务端之间，还有一条额外的隧道。我们在第 5 讲里学习过，**隧道会增加报文的大小**。而正是这条额外隧道，造成了报文被封装后，超过了路径最小 MTU 的大小！从下面的示意图中，我们能看到两次路径上的区别所在：



极客时间

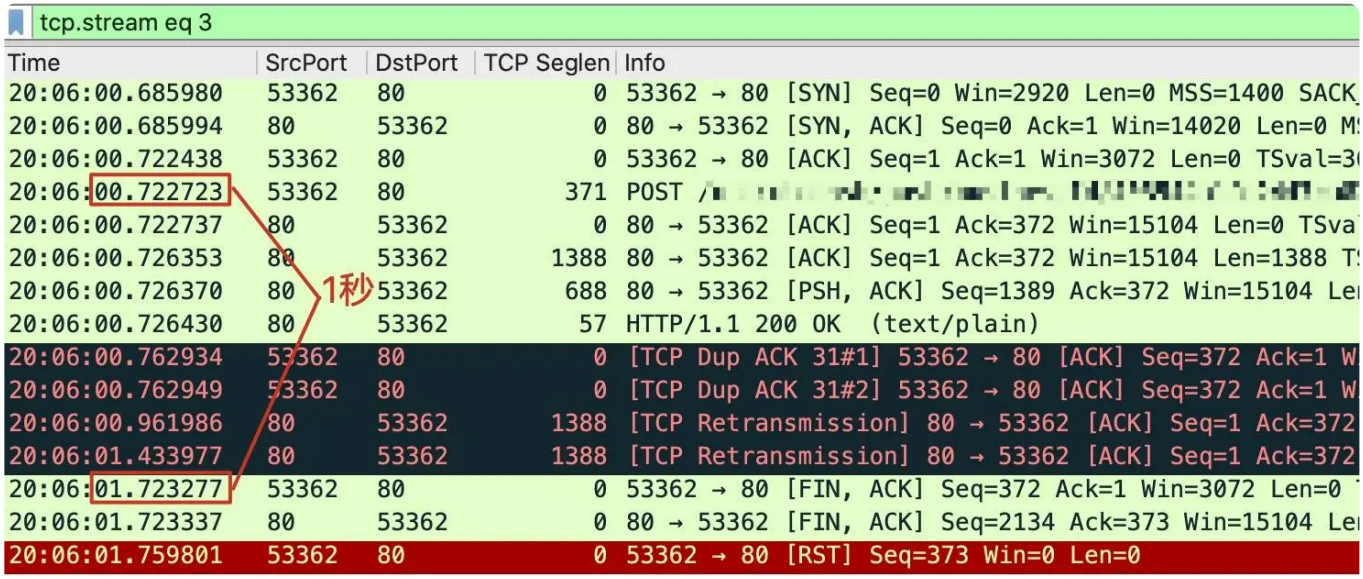
经过 LB 的时候，报文需要做 2 次封装（Tunnel 1 和 Tunnel 2），而绕过 LB 就只要做 1 次封装（只有 Tunnel 1）。跟生活中的例子一样，同样体型的两个人，穿两件衣服的那个看起来比穿单衣的那个要显胖一点，也是理所当然。要显瘦，穿薄点。或者实在要穿两件，那只好自己锻炼瘦身（改小自己的 MTU）了！

另外，由于 Tunnel 1 比 Tunnel 2 的封装更大一些，所以服务端选择了不同的传输尺寸，一个是 1388，一个是 1348。

第三个疑问：为什么重传只有两次？

一般我们印象里 TCP 重传会有很多次，为什么这个案例里只有两次呢？如果你能联想到第 3 讲里提到的多个内核 TCP 配置参数，那可能你会想到`net.ipv4.tcp_retries2`这个参数。确实，通过这个参数的调整，是可以把重传次数改小，比如改为两次的。不过在这个案例里不太可能。一方面，除非有必要，没人会特地去改动这个值；另外一个原因，是因为我们找到了更合理的解释。

这个解释就是**客户端超时**，这一点其实我在前面介绍案例的时候就提到过。从 TCP 流来看，从发送 POST 请求开始到 FIN 结束，一共耗时正好在 1 秒左右。我们可以把 Time 列从显示时间差（delta time）改为显示绝对时间（absolute time），得到下图：



可见，客户端在 0.72 秒发出了 POST 请求，在 1.72 秒发出了 TCP 挥手（第一个 FIN），相差正好 1 秒，更多的重传还来不及发生，连接就结束了。

这种“整数值”，一般是跟某种特定的（有意的）配置有关，而不是偶然。那么显然，这个案例里，客户端压测程序配置了 1 秒超时，目的也容易理解：这样可以保证即使一些请求没有得到回复，客户端还是可以快速释放资源，开启下一个测试请求。

一般对策

其实，我估计你在日常工作中也可能遇到过这种 MTU 引发的问题。那一般来说，我们的对策是把两端的 MTU 往下调整，使得报文发出的时候的尺寸就小于路径最小 MTU，这样就可以规避掉这类问题了。

举个例子，在我的测试机上，执行 **ip addr** 命令，就可以查看到各个接口的 MTU，比如下面的输出里，enp0s3 口的当前 MTU 是 1500：

复制代码

```
$ ip addr
1: enp0s3: <BROADCAST,MULTICAST,UP,LOWER_UP> mtu 1500 qdisc fq_codel state UP
    link/ether 08:00:27:09:92:f9 brd ff:ff:ff:ff:ff:ff
    inet 192.168.2.29/24 brd 192.168.2.255 scope global dynamic enp0s3
       valid_lft 82555sec preferred_lft 82555sec
    inet6 fe80::a00:27ff:fe09:92f9/64 scope link
       valid_lft forever preferred_lft forever
```

而假如，路径上有一个比 1500 更小的 MTU，那为了适配这个状况，我们就需要调小 MTU。这么做很简单，比如执行以下命令，就可以把 MTU 调整为 1400 字节：

复制代码

```
$ sudo ip link set enp0s3 mtu 1400
```

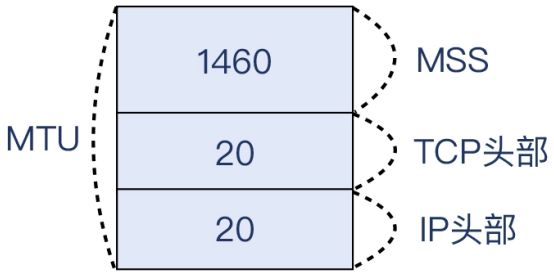
“暗箱操作”

那除了这个方法，是不是就没有别的方法了呢？其实，我喜欢网络的一个重要原因是，它有很强的“可玩性”。**只要我们有可能拆解网络报文，然后遵照协议规范做事情，那还是有不少灵活的操作空间的。**你可能会好奇：这听起来有点像“灰色地带”一样，难道网络还能玩“潜规则”吗？

比如这次的案例，网络环节都是软件路由和软件网关，所以“暗箱操作”也成了可能，我们不需要修改两端 MTU 就能解决这个问题。是不是有点神奇？不过，你理解了 TCP 和 MTU 的关系，就会明白这是如何做到的了。

MTU 本身是三层的概念，而在第四层的 TCP 层面，有个对应的概念叫 **MSS，Maximum Segment Size（最大分段尺寸），也就是单纯的 TCP 载荷的最大尺寸。**MTU 是三层报文的大小，在 MTU 的基础上刨去 IP 头部 20 字节和 TCP 头部 20 字节，就得到了最常见

的 MSS 1460 字节。如果你之前对 MTU 和 MSS 还分不清楚的话，现在应该能搞清楚了。



极客时间

MSS 在 TCP 里是怎么体现的呢？其实我在 TCP 握手那一讲里提到过 Window Scale，你很容易能联想到，MSS 其实也是在握手阶段完成“通知”的。在 SYN 报文里，客户端向服务端通报了自己的 MSS。而在 SYN+ACK 里，服务端也做了类似的事情。这样，两端就知道了对端的 MSS，在这条连接里发送报文的时候，双方发送的 TCP 载荷都不会超过对方声明的 MSS。

当然，如果发送端本地网口的 MTU 值，比对方的 MSS + IP header + TCP header 更低，那么会以本地 MTU 为准，这一点也不难理解。这里借用一下 RFC879 里的公式：

> **SndMaxSegSiz = MIN((MTU - sizeof(TCPHDR) - sizeof(IPHDR)), MSS)**

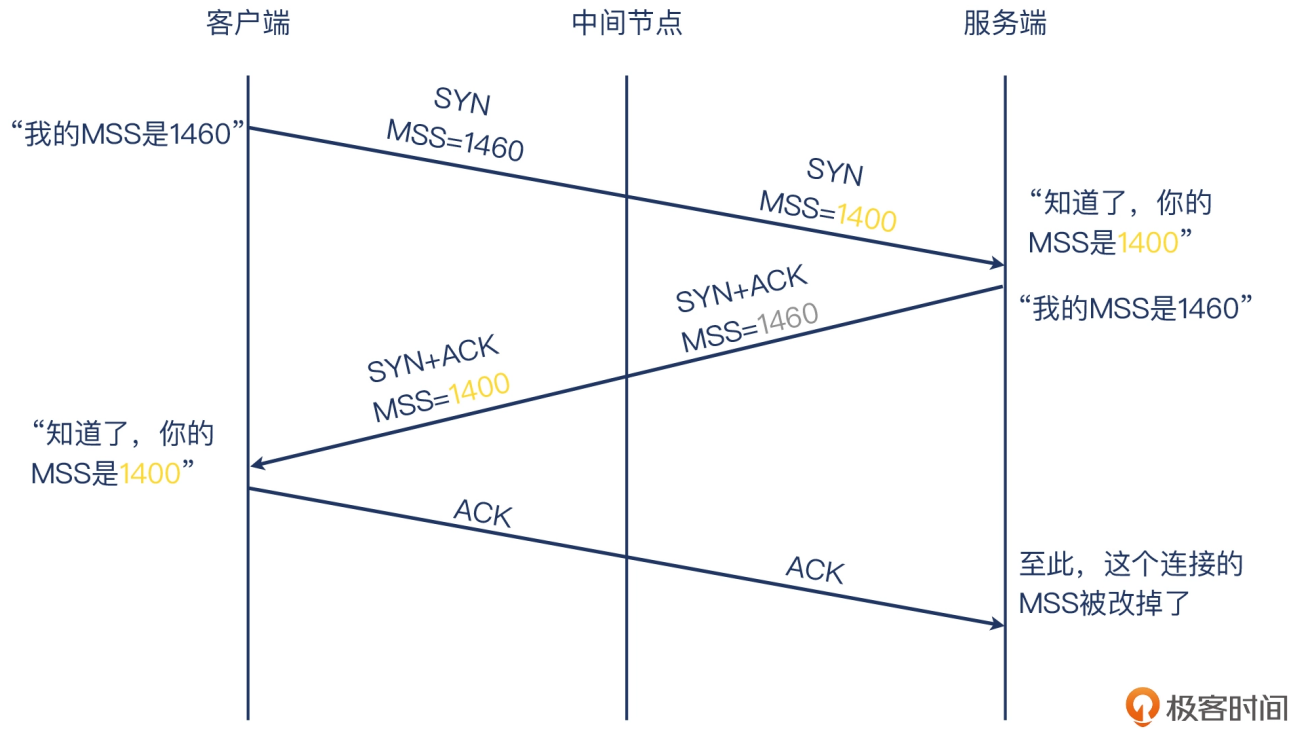
MTU 是两端的静态配置，除非我们登录机器，否则改不了它们的 MTU。但是，它们的 TCP 报文却是在网络上传送的，而我们做“暗箱操作”的机会在于：**TCP 本身不加密，这就使得它可以被改变！**也就是我们可以在中间环节修改 TCP 报文，让其中的 MSS 变为我们想要的值，比如把它调小。

这里立功的又是一张熟悉的面孔：**iptables**。在中间环节（比如某个软件路由或者软件网关）上，在 iptabes 的 nat 表和 FORWARD 链这个位置，我们可以添加规则，修改报文的 MSS 值。比如在这个案例里，我们通过下面这条命令，把经过这个网络环节的 TCP 握手报文里的 MSS，改为 1400 字节：

复制代码

```
1 iptables -A FORWARD -p tcp --tcp-flags SYN SYN -j TCPMSS --set-mss 1400
```

它工作起来就是下图这样，是不是很巧妙？通过这种途中的修改，两端就以修改后的 MSS 来工作了，这样就避免了用原先过大的 MSS 引发的问题。我称之为“暗箱操作”，就是因为这是通信双方都不知道的一个操作，而正是这个操作不动声色地解决了问题。

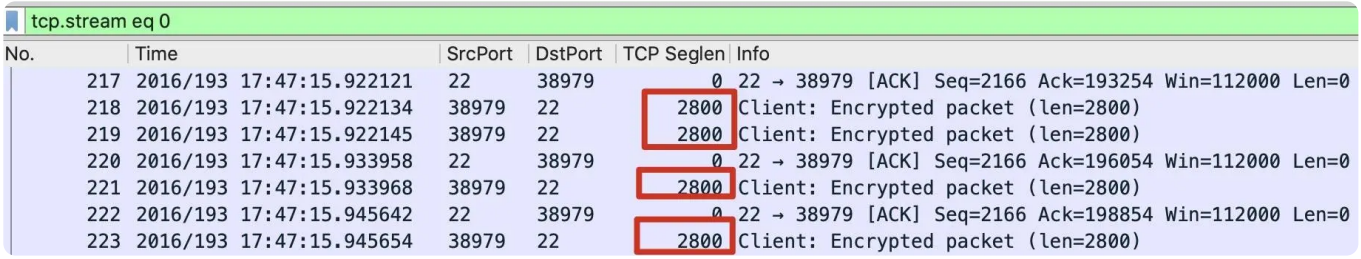


什么是 TSO？

前面说的都是操作系统会做 TCP 分段的情况。但是，这个工作其实还是有一些 CPU 的开销的，毕竟需要把应用层消息切分为多个分段，然后给它们组装 TCP 头部等。而为了提高性能，网卡厂商们提供了一个特性，就是让这个分段的工作**从内核下沉到网卡上来完成**，这个特性就是 **TCP Segmentation Offload**。

这里的 offload，如果仅仅翻译成“卸载”，可能还是有点晦涩。其实，它是 off + load，那什么是 load 呢？就是 CPU 的开销。如果网卡硬件芯片完成了这部分计算任务，那么 CPU 就减轻负担了，这就是 offload 一词的真正含义。

TSO 启用后，发送出去的报文可能会超过 MSS。同样的，在接收报文的方向，我们也可以启用 GRO（Generic Receive Offload）。比如下图中，TCP 载荷就有 2800 字节，这并不是说这些报文真的是以 2800 字节这个尺寸从网络上传输过来的，而是由于接收端启用了 GRO，由接收端的网卡负责把几个小报文“拼接”成了 2800 字节。



tcp.stream eq 0

No.	Time	SrcPort	DstPort	TCP Seglen	Info
217	2016/193 17:47:15.922121	22	38979	0	22 → 38979 [ACK] Seq=2166 Ack=193254 Win=112000 Len=0
218	2016/193 17:47:15.922134	38979	22	2800	Client: Encrypted packet (len=2800)
219	2016/193 17:47:15.922145	38979	22	2800	Client: Encrypted packet (len=2800)
220	2016/193 17:47:15.933958	22	38979	0	22 → 38979 [ACK] Seq=2166 Ack=196054 Win=112000 Len=0
221	2016/193 17:47:15.933968	38979	22	2800	Client: Encrypted packet (len=2800)
222	2016/193 17:47:15.945642	22	38979	0	22 → 38979 [ACK] Seq=2166 Ack=198854 Win=112000 Len=0
223	2016/193 17:47:15.945654	38979	22	2800	Client: Encrypted packet (len=2800)

所以，如果以后你在 Wireshark 里看到这种超过 1460 字节的 TCP 段长度，不要觉得奇怪了，这只是因为你启用了 TSO（发送方向），或者是 GRO（接收方向），而不是 TCP 报文真的就有这么大！

想要确认你的网卡是否启用了这些特性，可以用 ethtool 命令，比如下面这样：

复制代码

```
$ ethtool -k enp0s3 | grep offload
tcp-segmentation-offload: on
generic-segmentation-offload: on
generic-receive-offload: on
large-receive-offload: off [fixed]
rx-vlan-offload: on
tx-vlan-offload: on [fixed]
l2-fwd-offload: off [fixed]
hw-tc-offload: off [fixed]
esp-hw-offload: off [fixed]
esp-tx-csum-hw-offload: off [fixed]
rx-udp_tunnel-port-offload: off [fixed]
tls-hw-tx-offload: off [fixed]
tls-hw-rx-offload: off [fixed]
```

当然，在上面的输出中，你也能看到有好几种别的 offload。如果你感兴趣，可以自己搜索研究下，这里就不展开了。

对了，要想启用或者关闭 TSO/GRO，也是用 ethtool 命令，比如这样：

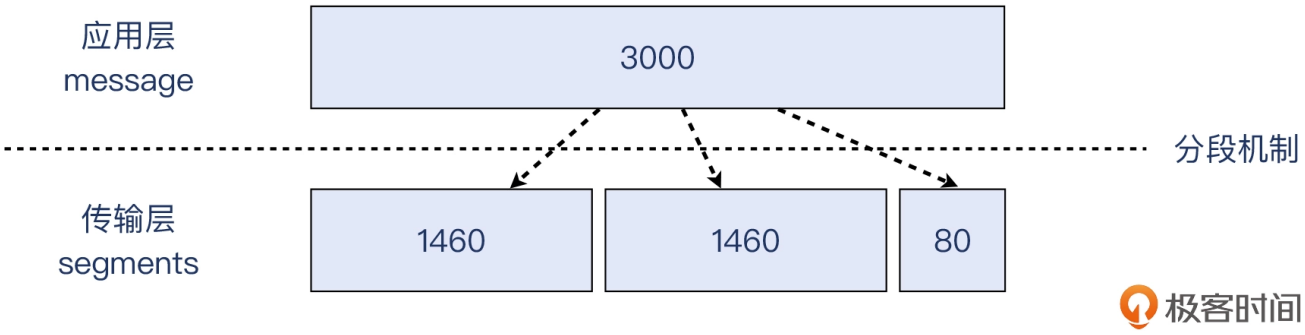
复制代码

```
$ sudo ethtool -K enp0s3 tso off
$ sudo ethtool -k enp0s3 | grep offload
tcp-segmentation-offload: off
```

IP 分片

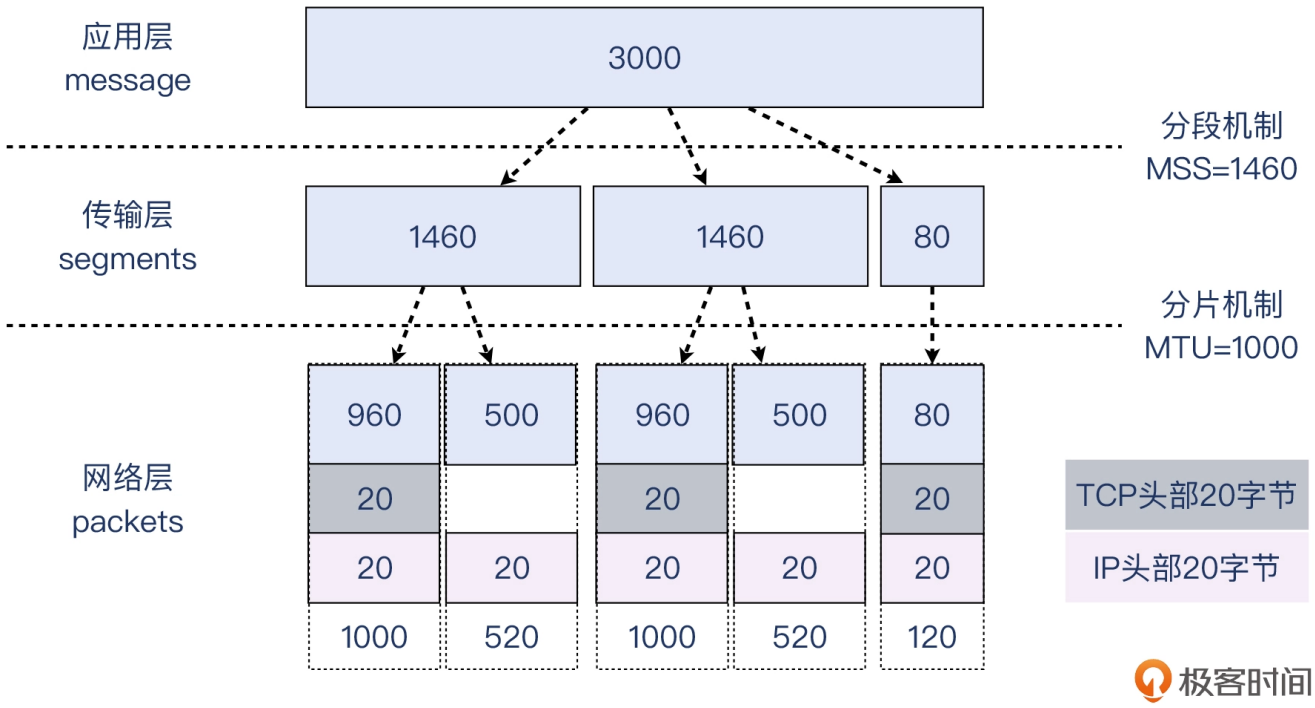
IP 层也有跟 TCP 分段类似的机制，它就是 IP 分片。很多人搞不清 IP 分片和 TCP 分段的区别，甚至经常混为一谈。事实上，它们是两个在不同层面的分包机制，互不影响。

在 TCP 这一层，分段的对象是应用层发给 TCP 的消息体（message）。比如应用给 TCP 协议栈发送了 3000 字节的消息，那么 TCP 发现这个消息超过了 MSS（常见值为 1460），就必须要进行分段，比如可能分成 1460，1460，80 这三个 TCP 段。



在 IP 这一层，分片的对象是 IP 包的载荷，它可以是 TCP 报文，也可以是 UDP 报文，还可以是 IP 层自己的报文比如 ICMP。

为了帮助你理解 segmentation 和 fragmentation 的区别，我现在假设一个“奇葩”的场景，也就是 MSS 为 1460 字节，而 MTU 却只有 1000 字节，那么 segmentation 和 fragmentation 将按照如下示意图来工作：

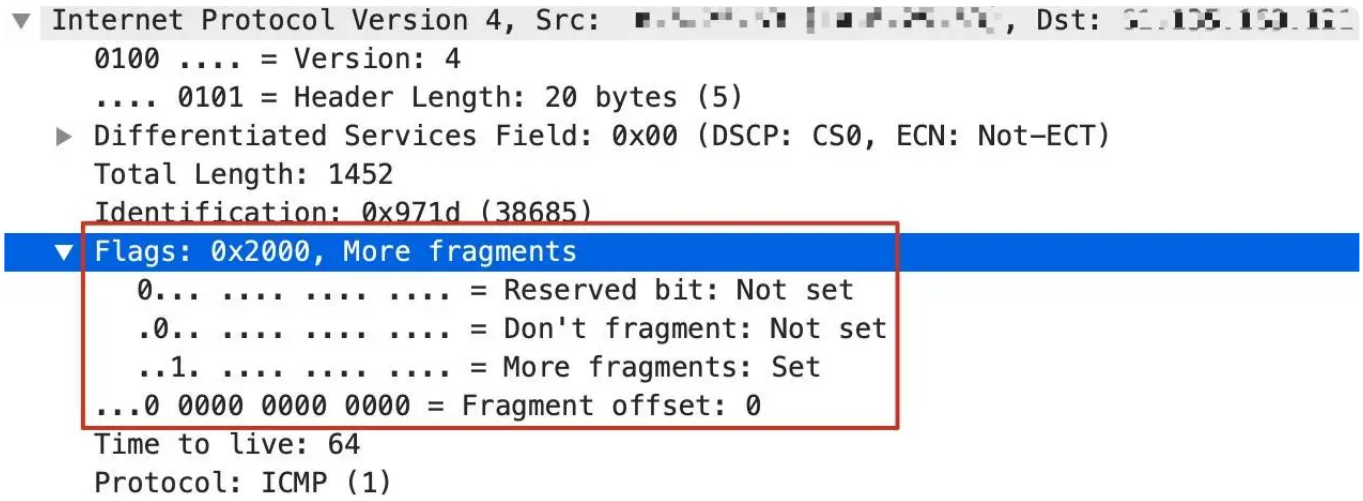


> 补充：为了方便讨论，我们假设 TCP 头部就是没有 Option 扩展的 20 字节。但实际场景里，很可能 MSS 小于 1460 字节，而 TCP 头部也超过 20 字节。

当然，实际的操作系统不太会做这种自我矛盾的傻事，这是因为它自身会解决好 MSS 跟 MTU 的关系，比如一般来说，MSS 会自动调整为 MTU 减去 40 字节。但是我们如果把视野扩大到局域网，也就是主机再加上网络设备，那么就有可能发生这样的情况：1460 字节的 TCP 分段由这台主机完成，1000 字节的 IP 分片由路径中某台 MTU 为 1000 的网络设备完成。

这里其实也有个隐含的条件，就是主机发出的 1500 字节的报文，不能设置 **DF（Don’t Fragment）位**，否则它既超过了 1000 这个路径最小 MTU，又不允许分片，那么网络设备只能把它丢弃。

在 Wireshark 里，我们可以清楚地看到 IP 报文的这几个标志位：



现在我们假设主机发出的报文是不带 DF 位的，那么在这种情况下，这台网络设备会把它切分为一个 1000（也就是 960+20+20）字节的报文和一个 520（也就是 500+20）字节的报文。1000 字节的 IP 报文的 **MF 位（More Fragment）**会设置为 1，表示后续还有更多分片，而 520 字节的 IP 报文的 MF 字段为 0。

这样的话，接收端收到第一个 IP 报文时发现 MF 是 1，就会等第二个 IP 报文到达，又因为第二个报文的 MF 是 0，那么结合第二个报文的 fragment offset 信息（这个报文在分片流中的位置），就把这两个报文重组为一个新的完整的 IP 报文，然后进入正常处理流程，也就是上报给 TCP。

不过在现实场景里，**IP 分片是需要尽量避免的**，原因有很多，主要是因为互联网是一个松散的架构，这就导致路径中的各个环节未必会完全遵照所有的约定。比如你发出了大于 PMTU 的报文，寄希望于 MTU 较小的那个网络环节为你做分片，但事实上它可能不做分片，而是直接丢弃，比如下面两种情况：

它考虑到开销等问题，未必做分片，所以直接丢弃。

如果你的报文有 DF 标志位，那么也是直接丢弃。

即使它帮你做了分片，但因为开销比较大，增加的时延对性能也是一个不利因素。

另外一个原因是，分片后，TCP 报文头部只在第一个 IP 分片中，后续分片不带 TCP 头部，那么防火墙就不知道后面这几个报文用的传输层协议是什么，可能判断为有害报文而丢弃。

总之，为了避免这些麻烦，我们还是不要开启 IP 分片功能。事实上，Linux 默认的配置就是，发出的 IP 报文都设置了 DF 位，就是明确告诉每个三层设备：“不要对我的报文做分片，如果超出了你的 MTU，那就直接丢弃，好过你慢腾腾地做分片，反而降低了网络性能”。

小结

这节课，我们通过拆解一个典型的 MTU 引发的传输问题，学习了 MTU 和 MSS、分段和分片、各种卸载（offload）机制等概念。这里，我帮你再提炼几个要点：

在案例分析的过程中，我们解读了 Wireshark 里的信息，特别是两次 DupAck 和两次重传，推导出了问题的根因。这里，你需要了解 **200ms 超时重传这个知识点**，这在平时排查重传问题时也经常用到。

借助 **Wireshark 的 Flow graph**，我们可以更加清晰地看到两端报文的流动过程，这对我们推导问题提供了便利。

如果能稳定重现成功和失败这两种不同场景，那就对我们排查工作提供了极大的便利。我们通过**对比成功和失败两种场景下的不同的抓包文件**，能比较快地定位到问题根因。

如果排查中遇到**有“整数值”出现**，可以重点查一下，一般这跟人为的设置有关系，也有可能就是根因，或者与根因有关。

如果你对网络中间环节（包括 LB、网关、防火墙等）有权限，又不想改动两端机器的 MTU，那么可以选择在中间环节实施“暗箱操作”，也就是**用 iptables 规则改动双方的 MSS**，从而间接地达到“双方不发送超过 MTU 的报文”的目的。

我们也学习了如何**用 ethtool 工具查看 offload 相关特性**，包括 TSO、LRO、GRO 等等。同样通过 ethtool，我们还可以对这些特性进行启用或者禁用，这为我们的排查和调优工作提供了更大的余地。

思考题

最后再给你留两道思考题：

在 LB 或者网关上修改 MSS，虽然可以减小 MSS，从而达到让通信成功这个目的，但是这个方案有没有什么劣势或者不足，也同样需要我们认真考量呢？可以从运维和可用性的角度来思考。

你有没有遇到过 MTU 引发的问题呢？欢迎你分享到留言区，一同交流。

附录

抓包示例文件：https://gitee.com/steelvictor/network-analysis/tree/master/08

上一篇 07 | 保活机制：心跳包异常导致应用重启？

下一篇 09 | 长肥管道：为何文件传输速度这么慢？

精选留言 (9)

写留言

江山如画
2022-02-07

问题1:
从可用性角度分析，通过 iptables 修改 mss 只对 tcp 报文生效，对 udp 报文不生效。由于udp 报文传输时没有协商 mss 的过程，如果发现 udp 负载长度比 mtu 大，会交给网络层分片处理，分片传输途中只要有一个分片丢了，由于 udp 没有反馈给发送端具体是哪个分片丢了的能力，只能重新传整个包，传输效率会变低。...
展开

6

Geek3340
2022-02-08

老师，有一点不是很理解：
由于 Tunnel 1 比 Tunnel 2 的封装更大一些，所以服务端选择了不同的传输尺寸，一个是 1388，一个是 1348。
为啥会有这种选择呢，按照理解，MSS会自动从MTU-40来计算，不太理解为啥中间的IPIP隧道会影响到MSS的分段...
展开

作者回复: 您好，图中tunnel1也是用在gz和bj服务器之间的，并不是仅仅在gz和bj lb之间。
第二个问题，mss改为1400是一个示例，并不是说当时这个案例就是用了这个数值。
有任何其他疑问也都可以提哈

共 5 条评论 >

1

潘政宇
2022-02-07

杨老师，中间设备不是只是转发作用吗，协商mss也参与吗

作者回复: 中间设备负责转发，但因为IP和TCP报文是不加密的，所以可以在中间环节修改这些转发报文的MSS字段，这就起到了让通信两端都按照修改后的MSS进行传输的效果。
理论上说，不光MSS，几乎其他任何IP头部和TCP头部字段都可以被中间设备修改。

共 2 条评论 >

1

张靳
2022-02-12

开始对[为什么有重复确认（DupAck）]这个小节标志位Dup ACK的两个报文是载荷为688

和57的两个报文的确认报文不是很理解，在杨老师指导下豁然开朗，做一下我的理解记录：
最开始我对wirshark的符号有误解，我选中Dup ACK报文发现是7号报文（三次握手的ack报文）的重复确认（有两个对勾），我就以为是7号报文的确认报文，这个理解本身有问...
展开


taochao_zs
2022-02-09

老师，你的wireshark是什么版本的，为啥3.4.6版本没法再显示列这里添加ttl的字段。

作者回复: 应该不是版本限制。你可以参考第6讲如何设置自定义列，简单来说就是打开任意报文的IP详情，找到TTL字段，右单击选择apply as column


志强
2022-02-08

老师有几个疑问请教：
问题1."我们选中 575 号报文"下边的图中Dup ACK报文是31号，"为什么是两个重复确认报文呢？我们把视线从 2 个 DupAck 报文往上挪"下边的图中dup ack 就变成了3号，是人为修改的还是怎么回事？
问题2.有两次31号报文的dup ack，是因为收到了额外两次17号报文吧，有人肯能会问那...
展开

共 2 条评论 >


那时刻
2022-02-07

老师的思考题：在 LB 或者网关上修改 MSS，虽然可以减小 MSS。 我想的问题是减少mss，会加大传输层segment机会，从而丢包可能性也会增加

作者回复: 嗯其实造成更多的segment这没有办法避免，因为MTU的限制在那里了。
有个同学提到的一点跟运维有关系：如果中间环节做这个设置，那么两端其实不不知道这个情况，对排查和维护都带来了困扰。
我的看法是，长期方案还是在两端修改MTU，因为中间环节很可能不是专属给这个应用，而是给很多应用服务的，那么这两端的逻辑，最好把配置边界控制在这两端的维护团队里，不要扩散到中间环节的团队（现实中也经常是不同的团队在分别维护中间环节和两端）。有点类似"高内聚，低耦合"。

那时刻

2022-02-07

请问老师，暗箱操作的图例里，中间节点给客户端回复syn+ack的mss是1460，为什么客户端认为mss是1400呢？

共 1 条评论 >

Chao

2022-02-07

就在老师这篇文章前遇到同样问题，client 和 rs 之间有Lvs。 Lvs与RS走IPIP。 运维将LVS和RS的MTU设置为同样大小，client与rs 握手协商后的mss。 client发送大量重传。 由于Lvs封装后的tcp包大于MTU，TCP默认不作IP封片，所以直接被丢弃了。 但这种情况只发生个别客户上。 其他多数用户反而没有问题。 唯一能解释过去的是多数用户能收到PMTUD。进行二次分片。 但PMTUD不应该更容易被中间设备丢弃吗？ 目前做法增大lvs 的mtu

展开

作者回复: 这种情况你有两个办法：

1. 可以减小RS的MTU，或者你说的改大LVS的MTU

2. 在中间软件路由/软件交换机等环节启用iptables规则，把途径的握手包里的mss改小

这两个办法都可以解决问题。

PMTUD机制不是很可靠，主要就是你说的中间设备可能不转发ICMP报文。这部分内容限于篇幅，我就没在课程里提了。总之，原则上不要做IP分片。

为了继续查找根因，你可以自己做为客户端模拟一下访问，同时做个抓包，看看mss是多少？

共 2 条评论 >