测试的智慧与品味

网络之路

ROUTE TO NETWORK

季刊

Quarterly 2011

NAT专题

2011第2季·总第16期

目录 CONTENTS

综述

1 NAT概述 杜祥宇

NAT基础机理

012 NAT转发一些细节的汇总 袁亚屏
024 NAT的特殊处理 曾 劼

NAT组网的解决方案

034 UPnP基本原理以及在NAT中的应用 王 军
051 NAT穿越解决方案组网介绍
052 · STUN和TURN技术浅析 顾雷雷
073 · Punching的实现与应用 林鹏程
084 · 剖析ICE 沈 岭
091 · SBC解决方案 沈 岭
095 视频监控双网卡解决方案 王连朝
102 P2P在NAT中的穿越方案简介 王 军

涉及NAT组网的相关协议的兼容性处理

111 NAT ALG原理与应用 曹佐清
119 传统VPN与NAT穿越的兼容性 任俊峰

NAT本身组网

127 NAT的双机热备方案 袁 江
134 NAT典型组网实例 曹佐清、张岩、贾欣武
144 NAT server多出口解决方案 陆宇翔

地址转换的其他方案

152 网闸技术原理与应用 蒋益群
157 代理技术原理与应用
164 NAT-PT介绍 田浩博

NAT的测试方法

178 NAT设备的性能测试方法 徐泽新

NAT概述

■文/杜祥宇

IPv4协议和NAT的由来

今天，无数快乐的互联网用户在尽情享受Internet带来的乐趣。他们浏览新闻，搜索资料，下载软件，广交新朋，分享信息，甚至于足不出户获取一切日用所需。企业利用互联网发布信息，传递资料和订单，提供技术支持，完成日常办公。然而，Internet在给亿万用户带来便利的同时，自身却面临一个致命的问题：构建这个无所不能的Internet的基础IPv4协议已经不能再提供新的网络地址了。

2011年2月3日中国农历新年， IANA对外宣布：IPv4地址空间最后5个地址块已经被分配给下属的5个地区委员会。2011年4月15日，亚太区委员会APNIC对外宣布，除了个别保留地址外，本区域所有的IPv4地址基本耗尽。一时之间，IPv4地址作为一种濒危资源身价陡增，各大网络公司出巨资收购剩余的空闲地址。其实，IPv4地址不足问题已不是新问题，早在20年以前，IPv4地址即将耗尽的问题就已经摆在Internet先驱们面前。这不禁让我们想去了解，是什么技术使这一危机延缓了近20年。

要找到问题的答案，让我们先来简略回顾一下IPv4协议。

IPv4即网际网协议第4版——Internet Protocol Version 4的缩写。IPv4定义一个跨越异种网络互连的超级网，它为每个网际网的节点分配全球唯一IP地址。如果我们把Internet比作一个邮政系统，那么IP地址的作用就等同于包含城市、街区、门牌编号在内的完整地址。IPv4使用32bits整数表达一个地址，地址最大范围就是2^{32} 约为43亿。以IP创始时期可被联网的设备来看，这样的一个空间已经很大，很难被短时间用完。然而，事实远远超出人们的设想，计算机网络在此后的几十年里迅速壮大，网络终端数量呈爆炸性增长。

更为糟糕的是，为了路由和管理方便，43亿的地址空间被按照不同前缀长度划分为A,B,C,D类地址网络和保留地址。其中，A类网络地址127段，每段包括主机地址约1678万个。B类网络地址16384段，每段包括65536个主机地址。

```
A类地址，网络8位   0******* -------- -------- --------
B类地址，网络16位  10****** ******** -------- --------
C类地址，网络24位  110***** ******** ******** --------
D类地址，保留      1110---- -------- -------- --------
```

以二进制表达，*表示网络位，-表示主机位

图1 IPv4网络地址划分

IANA向超大型企业/组织分配A类网络地址，一次一段。向中型企业或教育机构分配B类网络地址，一次一段。这样一种分配策略使得IP地址浪费很严重，很多被分配出去的地址没有真实被利用，地址消耗很快。以至于二十世纪90年代初，网络专家们意识到，这样大手大脚下去，IPv4地址很快就要耗光了。于是，人们开始考虑IPv4的替代方案，同时采取一系列的措施来减缓IPv4地址的消耗。正是在这样一个背景之下，本期的主角闪亮登场，它就是网络地址转换——NAT。

NAT是一项神奇的技术，说它神奇在于它的出现几乎使IPv4起死回生。在IPv4已经被认为行将结束历史使命之后近20年时间里，人们几乎忘了IPv4的地址空间即将耗尽这样一个事实——在新技术日新月

异的时代，20年可算一段漫长的历史。更不用说，在NAT产生以后，网络终端的数量呈加速上升趋势，对IP地址的需求剧烈增加。因此足见NAT技术之成功，影响之深远。

说它神奇，更因为NAT给IP网络模型带来了深远影响，其身影遍布网络每个角落。根据一份最近的研究报告，70%的P2P用户位于NAT网关以内。因为P2P主要运行在终端用户的个人电脑之上，这个数字意味着大多数PC通过NAT网关连接到Internet。如果加上2G和3G方式联网的智能手机等移动终端，在NAT网关之后的用户远远超过这个比例。

然而当我们求本溯源时却发现一个很奇怪的事实：NAT这一意义重大的技术，竟然没有公认的发明者。NAT第一个版本的RFC作者，只是整理归纳了已被广泛采用的技术。

NAT的工作模型和特点

NAT的概念模型

NAT名字很准确，网络地址转换，就是替换IP报文头部的地址信息。NAT通常部署在一个组织的网络出口位置，通过将内部网络IP地址替换为出口的IP地址提供公网可达性和上层协议的连接能力。那么，什么是内部网络IP地址？

RFC1918规定了三个保留地址段落：10.0.0.0–10.255.255.255；172.16.0.0–172.31.255.255；192.168.0.0–192.168.255.255。这三个范围分别处于A,B,C类的地址段，不向特定的用户分配，被IANA作为私有地址保留。这些地址可以在任何组织或企业内部使用，和其他Internet地址的区别就是，仅能在内部使用，不能作为全球路由地址。这就是说，出了组织的管理范围这些地址就不再有意义，无论是作为源地址，还是目的地址。对于一个封闭的组织，如果其网络不连接到Internet，就可以使用这些地址而不用向IANA提出申请，而在内部的路由管理和报文传递方式与其他网络没有差异。

对于有Internet访问需求而内部又使用私有地址的网络，就要在组织的出口位置部署NAT网关，在报文离开私网进入Internet时，将源IP替换为公网地址，通常是出口设备的接口地址。一个对外的访问请求在到达目标以后，表现为由本组织出口设备发起，因此被请求的服务端可将响应由Internet发回出口网关。出口网关再将目的地址替换为私网的源主机地址，发回内部。这样一次由私网主机向公网服务端的请求和响应就在通信两端均无感知的情况下完成了。依据这种模型，数量庞大的内网主机就不再需要公有IP地址了。

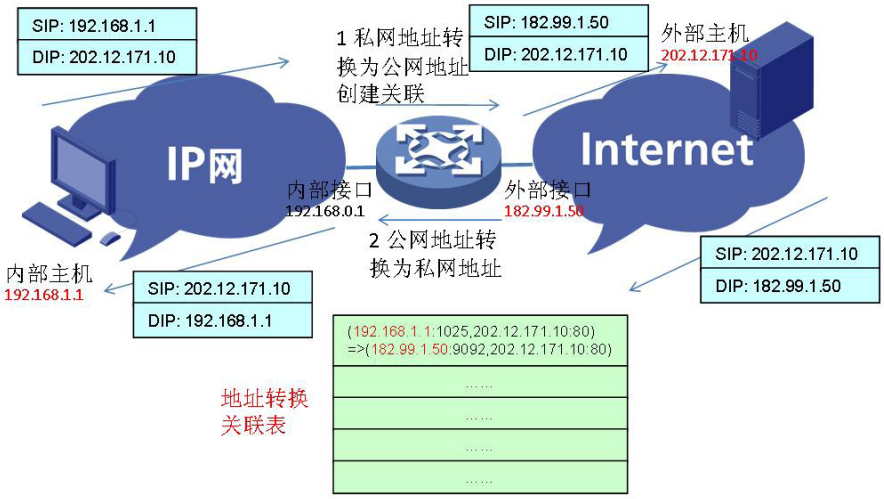


图2 NAT转换过程示意图

虽然实际过程远比这个复杂，但上面的描述概括了NAT处理报文的几个关键特点：

1. 网络被分为私网和公网两个部分，NAT网关设置在私网到公网的路由出口位置，双向流量必须都要经过NAT网关；

2. 网络访问只能先由私网侧发起，公网无法主动访问私网主机；

3. NAT网关在两个访问方向上完成两次地址的转换或翻译，出方向做源信息替换，入方向做目的信息替换；

4. NAT网关的存在对通信双方是保持透明的；

5. NAT网关为了实现双向翻译的功能，需要维护一张关联表，把会话的信息保存下来。

随着后面对NAT的深入描述，读者会发现，这些特点是鲜明的，但又不是绝对的。其中第二个特点打破了IP协议架构中所有节点在通讯中的对等地位，这是NAT最大的弊端，为对等通讯带来了诸多问题，当然相应的克服手段也应运而生。事实上，第四点是NAT致力于达到的目标，但在很多情况下，NAT并没有做到，因为除了IP首部，上层通信协议经常在内部携带IP地址信息。这些我们稍后解释。

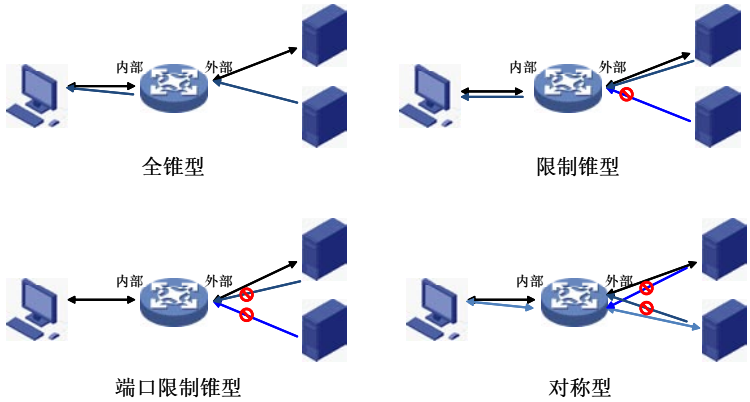
一对一的NAT

如果一个内部主机唯一占用一个公网IP，这种方式被称为一对一模型。此种方式下，转换上层协议就是不必要的，因为一个公网IP就能唯一对应一个内部主机。显然，这种方式对节约公网IP没有太大意义，主要是为了实现一些特殊的组网需求。比如用户希望隐藏内部主机的真实IP，或者实现两个IP地址重叠网络的通信。

一对多的NAT

NAT最典型的应用场景就如同图2描述的，一个组织网络，在出口位置部署NAT网关，所有对公网的访问表现为一台主机。这就是所谓的一对多模型。这种方式下，出口设备只占用一个由Internet服务提供商分配的公网IP地址。面对私网内部数量庞大的主机，如果NAT只进行IP地址的简单替换，就会产生一个问题：当有多个内部主机去访问同一个服务器时，从返回的信息不足以区分响应应该转发到哪个内部主机。此时，需要NAT设备根据传输层信息或其他上层协议去区分不同的会话，并且可能要对上层协议的标识进行转换，比如TCP或UDP端口号。这样NAT网关就可以将不同的内部连接访问映射到同一公网IP的不同传输层端口，通过这种方式实现公网IP的复用和解复用。这种方式也被称为端口转换PAT、NAPT或IP伪装，但更多时候直接被称为NAT，因为它是最典型的一种应用模式。

按照NAT端口映射方式分类



在一对多模型中，按照端口转换的工作方式不同，又可以进行更进一步的划分。为描述方便，以下将IP和端口标记为(nAddr:nPort)，其中n代表主机或NAT网关的不同角色。

图3 按照端口转换映射方式分类

全锥形NAT

其特点为：一旦内部主机端口对(iAddr:iPort)被NAT网关映射到(eAddr:ePort)，所有后续的(iAddr:iPort)报文都会被转换为(eAddr:ePort)；任何一个外部主机发送到(eAddr:ePort)的报文将会被转换后发到(iAddr:iPort)。

限制锥形NAT

其特点为：一旦内部主机端口对(iAddr:iPort)被映射到(eAddr:ePort)，所有后续的(iAddr:iPort)报文都会被转换为(eAddr:ePort)；只有 (iAddr:iPort)向特定的外部主机hAddr发送过数据，主机hAddr从任意端口发送到(eAddr:ePort)的报文将会被转发到(iAddr:iPort)。

端口限制锥形NAT

其特点为：一旦内部主机端口对(iAddr:iPort)被映射到(eAddr:ePort)，所有后续的(iAddr:iPort)报文都会被转换为(eAddr:ePort)；只有(iAddr:iPort)向特定的外部主机端口对(hAddr:hPort)发送过数据，由(hAddr:hPort)发送到(eAddr:ePort)的报文将会被转发到(iAddr:iPort)。

对称型NAT

其特点为：NAT网关会把内部主机“地址端口对”和外部主机“地址端口对”完全相同的报文看作一个连接，在网关上创建一个公网“地址端口对”映射进行转换，只有收到报文的外部主机从对应的端口对发送回应的报文，才能被转换。即使内部主机使用之前用过的地址端口对去连接不同外部主机(或端口)时，NAT网关也会建立新的映射关系。

事实上，这些术语的引入是很多混淆的起源。现实中的很多NAT设备是将这些转换方式混合在一起工作的，而不单单使用一种，所以这些术语只适合描述一种工作方式，而不是一个设备。比如，很多NAT设备对内部发出的连接使用对称型NAT方式，而同时支持静态的端口映射，后者可以被看作是全锥型NAT方式。而有些情况下，NAT设备的一个公网地址和端口可以同时映射到内部几个服务器上以实现负载分担，比如一个对外提供WEB服务器的站点可能是有成百上千个服务器在提供HTTP服务，但是对外却表现为一个或少数几个IP地址。

NAT的限制与解决方案

IP端到端服务模型

IP协议的一个重要贡献是把世界变得平等。在理论上，具有IP地址的每个站点在协议层面有相当的获取服务和提供服务的能力，不同的IP地址之间没有差异。人们熟知的服务器和客户机实际是在应用协议层上的角色区分，而在网络层和传输层没有差异。一个具有IP地址的主机既可以是客户机，也可以是服务器，大部分情况下，既是客户机，也是服务器。端到端对等看起来是很平常的事情，而意义并不寻常。但在以往的技术中，很多协议体系下的网络限定了终端的能力。正是IP的这个开放性，使得TCP/IP协议族可以提供丰富的功能，为应用实现提供了广阔平台。因为所有的IP主机都可以服务器的形式出现，所以通讯设计可以更加灵活。使用UNIX/LINUX的系统充分利用了这个特性，使得任何一个主机都可以建立自己的HTTP、SMTP、POP3、DNS、DHCP等服务。与此同时，很多应用也是把客户端和服务器的角色组合起来完成功能。例如在VoIP应用中，用户端向注册服务器登录自己的IP地址和端口信息过程中，主机是客户端；而在呼叫到达时，呼叫处理服务器向用户端发送呼叫请求时，用户端实际工作在

服务器模式下。在语音媒体流信道建立过程后，通讯双向发送语音数据，发送端是客户模式，接收端是服务器模式。而在P2P的应用中，一个用户的主机既为下载的客户，同时也向其他客户提供数据，是一种C/S混合的模型。上层应用之所以能这样设计，是因为IP协议栈定义了这样的能力。试想一下，如果IP提供的能力不对等，那么每个通信会话都只能是单方向发起的，这会极大限制通信的能力。细心的读者会发现，前面介绍NAT的一个特性正是这样一种限制。没错，NAT最大的弊端正在于此——破坏了IP端到端通信的能力。

NAT的弊端

NAT在解决IPv4地址短缺问题上，并非没有副作用，其实存在很多问题。

首先，NAT使IP会话的保持时效变短。因为一个会话建立后会在NAT设备上建立一个关联表，在会话静默的这段时间，NAT网关会进行老化操作。这是任何一个NAT网关必须做的事情，因为IP和端口资源有限，通信的需求无限，所以必须在会话结束后回收资源。通常TCP会话通过协商的方式主动关闭连接，NAT网关可以跟踪这些报文，但总是存在例外的情况，要依赖自己的定时器去回收资源。而基于UDP的通信协议很难确定何时通信结束，所以NAT网关主要依赖超时机制回收外部端口。通过定时器老化回收会带来一个问题，如果应用需要维持连接的时间大于NAT网关的设置，通信就会意外中断。因为网关回收相关转换表资源以后，新的数据到达时就找不到相关的转换信息，必须建立新的连接。当这个新数据是由公网侧向私网侧发送时，就会发生无法触发新连接建立，也不能通知到私网侧的主机去重建连接的情况。这时候通信就会中断，不能自动恢复。即使新数据是从私网侧发向公网侧，因为重建的会话表往往使用不同于之前的公网IP和端口地址，公网侧主机也无法对应到之前的通信上，导致用户可感知的连接中断。NAT网关要把回收空闲连接的时间设置到不发生持续的资源流失，又维持大部分连接不被意外中断，是一件比较有难度的事情。在NAT已经普及化的时代，很多应用协议的设计者已经考虑到了这种情况，所以一般会设置一个连接保活的机制，即在一段时间没有数据需要发送时，主动发送一个NAT能感知到而又没有实际数据的保活消息，这么做的主要目的就是重置NAT的会话定时器。

其次，NAT在实现上将多个内部主机发出的连接复用到一个IP上，这就使依赖IP进行主机跟踪的机制都失效了。如网络管理中需要的基于网络流量分析的应用无法跟踪到终端用户与流量的具体行为的关系。基于用户行为的日志分析也变得困难，因为一个IP被很多用户共享，如果存在恶意的用户行为，很难定位到发起连接的那个主机。即便有一些机制提供了在NAT网关上进行连接跟踪的方法，但是把这种变换关系接续起来也困难重重。基于IP的用户授权不再可靠，因为拥有一个IP的不等于一个用户或主机。一个服务器也不能简单把同一IP的访问视作同一主机发起的，不能进行关联。有些服务器设置有连接限制，同一时刻只接纳来自一个IP的有限访问(有时是仅一个访问)，这会造成不同用户之间的服务抢占和排队。有时服务器端这样做是出于DOS攻击防护的考虑，因为一个用户正常情况下不应该建立大量的连接请求，过度使用服务资源被理解为攻击行为。但是这在NAT存在时不能简单按照连接数判断。总之，因为NAT隐蔽了通信的一端，把简单的事情复杂化了。

我们来深入理解一下NAT对IP端到端模型的破坏力。NAT通过修改IP首部的信息变换通信的地址。但是在这个转换过程中只能基于一个会话单位。当一个应用需要保持多个双向连接时，麻烦就很大。NAT不能理解多个会话之间的关联性，无法保证转换符合应用需要的规则。当NAT网关拥有多个公有IP地址时，一组关联会话可能被分配到不同的公网地址，这通常是服务器端无法接受的。更为严重的是，当公网侧的主机要主动向私网侧发送数据时，NAT网关没有转换这个连接需要的关联表，这个数据包无

法到达私网侧的主机。这些反方向发送数据的连接总有应用协议的约定或在初始建立的会话中进行过协商。但是因为NAT工作在网络层和传输层，无法理解应用层协议的行为，对这些信息是无知的。NAT希望自己对通信双方是透明的，但是在这些情况下这是一种奢望。

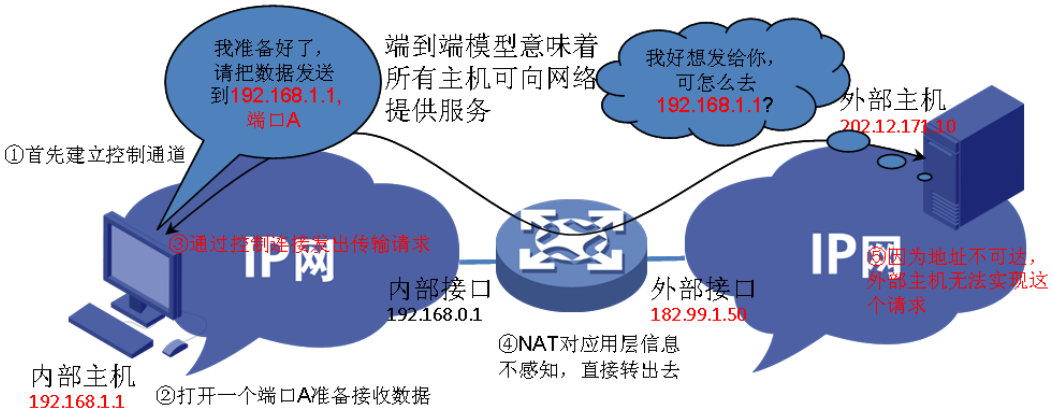


图4 NAT对端到端通信模型的破坏

此外，NAT工作机制依赖于修改IP包头的信息，这会妨碍一些安全协议的工作。因为NAT篡改了IP地址、传输层端口号和校验和，这会导致认证协议彻底不能工作，因为认证目的就是要保证这些信息在传输过程中没有变化。对于一些隧道协议，NAT的存在也导致了额外的问题，因为隧道协议通常用外层地址标识隧道实体，穿过NAT的隧道会有IP复用关系，在另一端需要小心处理。ICMP是一种网络控制协议，它的工作原理也是在两个主机之间传递差错和控制消息，因为IP的对应关系被重新映射，ICMP也要进行复用和解复用处理，很多情况下因为ICMP报文载荷无法提供足够的信息，解复用会失败。IP分片机制是在信息源端或网络路径上，需要发送的IP报文尺寸大于路径实际能承载最大尺寸时，IP协议层会将一个报文分成多个片断发送，然后在接收端重组这些片断恢复原始报文。IP这样的分片机制会导致传输层的信息只包括在第一个分片中，NAT难以识别后续分片与关联表的对应关系，因此需要特殊处理。

NAT穿越技术

前面解释了NAT的弊端，为了解决IP端到端应用在NAT环境下遇到的问题，网络协议的设计者们创造了各种武器来进行应对。但遗憾的是，这里每一种方法都不完美，还需要在内部主机、应用程序或者NAT网关上增加额外的处理。

应用层网关

应用层网关(ALG)是解决NAT对应用层协议无感知的一个最常用方法，已经被NAT设备厂商广泛采用，成为NAT设备的一个必需功能。因为NAT不感知应用协议，所以有必要额外为每个应用协议定制协议分析功能，这样NAT网关就能理解并支持特定的协议。ALG与NAT形成互动关系，在一个NAT网关检测到新的连接请求时，需要判断是否为已知的应用类型，这通常是基于连接的传输层端口信息来识别的。在识别为已知应用时，再调用相应功能对报文的深层内容进行检查，当发现任何形式表达的IP地址和端口时，将会把这些信息同步转换，并且为这个新连接创建一个附加的转换表项。这样，当报文到达公网侧的目的主机时，应用层协议中携带的信息就是NAT网关提供的地址和端口。一旦公网侧主机开始发送数据或建立连接到此端口，NAT网关就可以根据关联表信息进行转换，再把数据转发到私网侧的主机。很多应用层协议实现不限于一个初始连接(通常为信令或控制通道)加一个数据连接，可能是一个初始

连接对应很多后续的新连接。比较特别的协议，在一次协商中会产生一组相关连接，比如RTP/RTCP协议规定，一个RTP通道建立后占用连续的两个端口，一个服务于数据，另一个服务于控制消息。此时，就需要ALG分配连续的端口为应用服务。ALG能成功解决大部分协议的NAT穿越需求，但是这个方法也有很大的限制。因为应用协议的数量非常多而且在不断发展变化之中，添加到设备中的ALG功能都是为特定协议的特定规范版本而开发的，协议的创新和演进要求NAT设备制造商必须跟踪这些协议的最近标准，同时兼容旧标准。尽管有如Linux这种开放平台允许动态加载新的ALG特性，但是管理成本仍然很高，网络维护人员也不能随时了解用户都需要什么应用。因此为每个应用协议开发ALG代码并跟踪最新标准是不可行的，ALG只能解决用户最常用的需求。此外，出于安全性需要，有些应用类型报文从源端发出就已经加密，这种报文在网络中间无法进行分析，所以ALG无能为力。

探针技术STUN和TURN

所谓探针技术，是通过在所有参与通信的实体上安装探测插件，以检测网络中是否存在NAT网关，并对不同NAT模型实施不同穿越方法的一种技术。STUN服务器被部署在公网上，用于接收来自通信实体的探测请求，服务器会记录收到请求的报文地址和端口，并填写到回送的响应报文中。客户端根据接收到的响应消息中记录的地址和端口与本地选择的地址和端口进行比较，就能识别出是否存在NAT网关。如果存在NAT网关，客户端会使用之前的地址和端口向服务器的另外一个IP发起请求，重复前面的探测。然后再比较两次响应返回的结果判断出NAT工作的模式。由前述的一对多转换模型得知，除对称型NAT以外的模型，NAT网关对内部主机地址端口的映射都是相对固定的，所以比较容易实现NAT穿越。而对称型NAT为每个连接提供一个映射，使得转换后的公网地址和端口对不可预测。此时TURN可以与STUN绑定提供穿越NAT的服务，即在公网服务器上提供一个“地址端口对”，所有此“地址端口对”接收到的数据会经由探测建立的连接转发到内网主机上。TURN分配的这个映射“地址端口对”会通过STUN响应发给内部主机，后者将此信息放入建立连接的信令中通知通信的对端。这种探针技术是一种通用方法，不用在NAT设备上为每种应用协议开发功能，相对于ALG方式有一定普遍性。但是TURN中继服务会成为通信瓶颈。而且在客户端中增加探针功能要求每个应用都要增加代码才能支持。

中间件技术

这也是一种通过开发通用方法解决NAT穿越问题的努力。与前者不同之处是，NAT网关是这一解决方案的参与者。与ALG的不同在于，客户端会参与网关公网映射信息的维护，此时NAT网关只要理解客户端的请求并按照要求去分配转换表，不需要自己去分析客户端的应用层数据。其中UPnP就是这样一种方法。UPnP中文全称为通用即插即用，是一个通用的网络终端与网关的通信协议，具备信息发布和管理控制的能力。其中，网关映射请求可以为客户动态添加映射表项。此时，NAT不再需要理解应用层携带的信息，只转换IP地址和端口信息。而客户端通过控制消息或信令发到公网侧的信息中，直接携带公网映射的IP地址和端口，接收端可以按照此信息建立数据连接。NAT网关在收到数据或连接请求时，按照UPnP建立的表项只转换地址和端口信息，不关心内容，再将数据转发到内网。这种方案需要网关、内部主机和应用程序都支持UPnP技术，且组网允许内部主机和NAT网关之间可以直接交换UPnP信令才能实施。

中继代理技术

准确说它不是NAT穿越技术，而是NAT旁路技术。简单说，就是在NAT网关所在的位置旁边放置一个应用服务器，这个服务器在内部网络和外部公网分别有自己的网络连接。客户端特定的应用产生网络

请求时，将定向发送到应用代理服务器。应用代理服务器根据代理协议解析客户端的请求，再从服务器的公网侧发起一个新的请求，把客户端请求的内容中继到外部网络上，返回的相应反方向中继。这项技术和ALG有很大的相似性，它要求为每个应用类型部署中继代理业务，中间服务器要理解这些请求。

特定协议的自穿越技术

在所有方法中最复杂也最可靠的就是自己解决自己的问题。比如IKE和IPsec技术，在设计时就考虑了到如何穿越NAT的问题。因为这个协议是一个自加密的协议并且具有报文防修改的鉴别能力，其他通用方法爱莫能助。因为实际应用的NAT网关基本都是NAPT方式，所有通过传输层协议承载的报文可以顺利通过NAT。IKE和IPsec采用的方案就是用UDP在报文外面再加一层封装，而内部的报文就不再受到影响。IKE中还专门增加了NAT网关是否存在的检查能力以及绕开NAT网关检测IKE协议的方法。

NAT的应用和实现

NAT的应用

NAT在当代Internet中被广泛采用，小至家庭网关，大到企业广域网出口甚至运营商业务网络出口。其实NAT在用户身边随处可见，一般家庭宽带接入的ADSL Modem和SOHO路由器都内置了NAT功能，WindowsXP支持网络连接共享，一个用户连接到公网可能会经过多层NAT而对此一无所知。很多企业也为节约IP费用采用NAT接入Internet，但是相比家庭用户有更复杂的需求。

NAT多实例应用

在VPN网络中，多实例路由意味着一个物理拓扑上承载多个逻辑拓扑，网络终端被分配到相互隔离的逻辑拓扑中，彼此之间没有路由的通路。但在访问Internet或者一些关键服务器资源时，被隔离的网络之间又存在共享资源的需求。NAT的多实例实现就是跨越这种逻辑拓扑的方法，把一个空间的网络地址映射到另一个空间。

NAT的高可靠性组网

提高网络可靠性是一个广泛的需求，NAT作为私网到公网的关键路径自然也需要高可靠性。当一个设备提供多个公网接口时，在多接口上部署NAT可以提供更高带宽和多ISP就近访问的能力。但是，当部署多个出口时，访问的流量可能会从不匹配的接口返回，这就要求NAT方案有良好的路由规划和部署合适的策略保证这种流量能够正确处理。在多个物理设备承担NAT功能时，不同设备之间的信息备份和流量分担也是一个组网难题。

同时转换源和目的地址的应用

前面我们介绍的所有NAT应用中，由内网向外网访问过程中，都是将源地址进行转换而目的地址保持不变，报文反方向进入时则处理目的地址。但有一些特殊应用需要在由内向外的IP通路上，替换目的IP地址。通常，这种应用会同时替换源地址和目的地址，在经过NAT网关以后完成两次地址转换。当两个均规划使用私属IP地址范围的网络进行合并时，终端用户都不想调整自己的IP地址方案，又希望开放一些网络资源给彼此访问。这时就可以通过NAT的两次地址转换来解决路由和地址规划无法解决的问题。

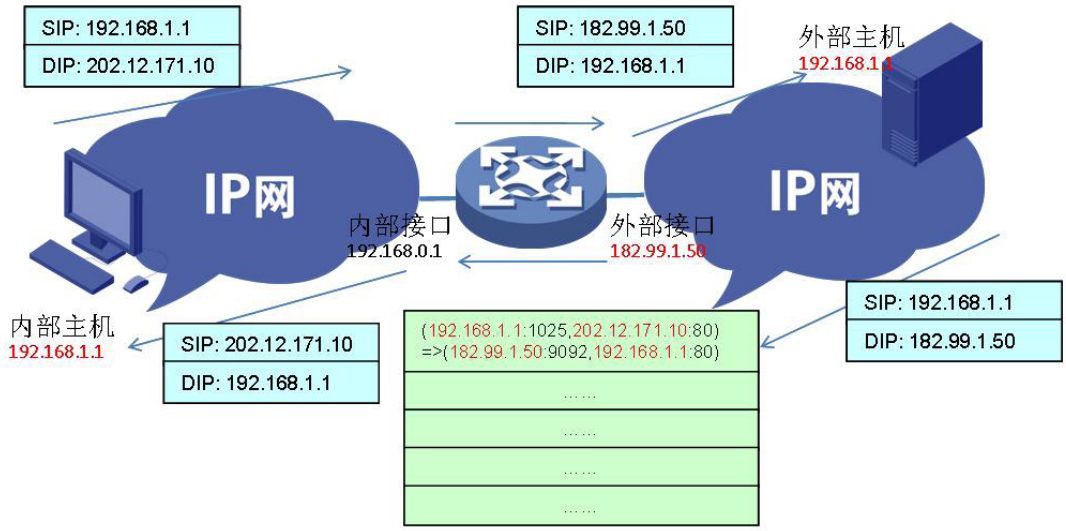


图5 同时转换源和目的地址的应用

NAT的设备实现

NAT作为一个IP层业务特性，在产品实现中与防火墙、会话管理等特性有紧密联系，这是因为NAT判断一个进入设备的报文是否需要NAT处理，判断报文是否为一个新的连接，都需要通过匹配访问控制列表规则和查询会话关联表进行判断。为了满足不同应用场景的NAT需求， NAT的管理界面可提供用户多种配置策略。按照NAT的具体工作方式，又可以做如下分类。

静态一对一地址映射

这种工作方式下，NAT把一个私网地址和一个公网地址做静态关联，在从内而外的方向，将源IP匹配的私网IP替换为公网IP，反方向则将目的IP匹配公网IP的报文替换为私网IP。网络层以上的部分不进行替换处理，只修正校验和。

静态多对多地址映射

这种方式与上一种类似，只是把一段私网地址映射到一段公网地址。工作机制与前述的方式没有差别，只是简化配置工作量。

动态端口映射

这是最基本的工作方式，即前面多次介绍的将一段内网地址动态翻译为一个或多个公网IP，同时对传输层端口或其他上层协议信息进行转换，以实现IP复用。对由内而外的报文，替换源地址和端口，反向报文替换目的地址和端口。仅以连接公网的接口IP作为NAT转换的公网地址时，这种配置最简化，又被称为EasyIP。当以一段公网IP地址作为NAT转换地址时，需要配置一个地址池，NAT会自动在地址池中选择使用公网IP。

动态地址映射(no-pat)

这是介于静态多对多地址映射和动态端口映射方式之间的一种工作机制。当有一个私网向公网侧访问到达NAT网关时，NAT网关会检查这个私网IP是否已经有关联的公网IP映射。如果已经存在，则按照转换表直接替换IP，不修改上层协议。如果不存在关联表项，则在空闲的公网IP池中占用一个IP，并写入关联表中，以后按照这个关联关系进行地址转换。当这个私网主机发起的所有对外访问均关闭或超时后，回收公网IP。这种方式可以理解为一组内网主机抢占式地共享一个公网IP地址池。当公网IP地址池用完以后，新连接将无法建立。

静态端口映射

通过静态配置，把一个固定的私网IP地址和端口关联到一个公网地址和端口上。这种方式等同于前面介绍过的全锥模式，但是不需要内网主机首先发出报文。这种方式适用于在NAT网关上把一个知名服务（如HTTP）映射到一个内部主机上，也称为port forwarding。

应用层网关(ALG)

在所有NAT产品实现中，ALG是一个必需的功能组件。但在不同实现中，有些产品可以动态加载不同的ALG模块，有些产品可以提供ALG开关控制，有些则不提供任何用户接口。ALG解析上层应用协议的内容，并且根据需要修改IP和端口相关信息，创建和维护附加的关联表项。

NAT转换关联表

无论哪一种NAT工作方式，都要用到地址转换关联表，在不同产品的实现中，这个关联表的存储结构和在IP转发中调用的方式有很大不同。关联表中会记录源IP、目的IP、连接协议类型、传输层源端口、目的端口，以及转换后的源IP、源端口，目的IP、目的端口信息，这里的源和目的都是对应于从内网到外网的访问方向。依据NAT具体工作方式，这些信息可能全部填充，也可能部分填充。例如只按照IP做静态映射的方式，就不需要填入任何端口相关信息；对于静态端口映射，则只填入源相关的内容，而目的端的信息为空。

后IPv4时代的NAT

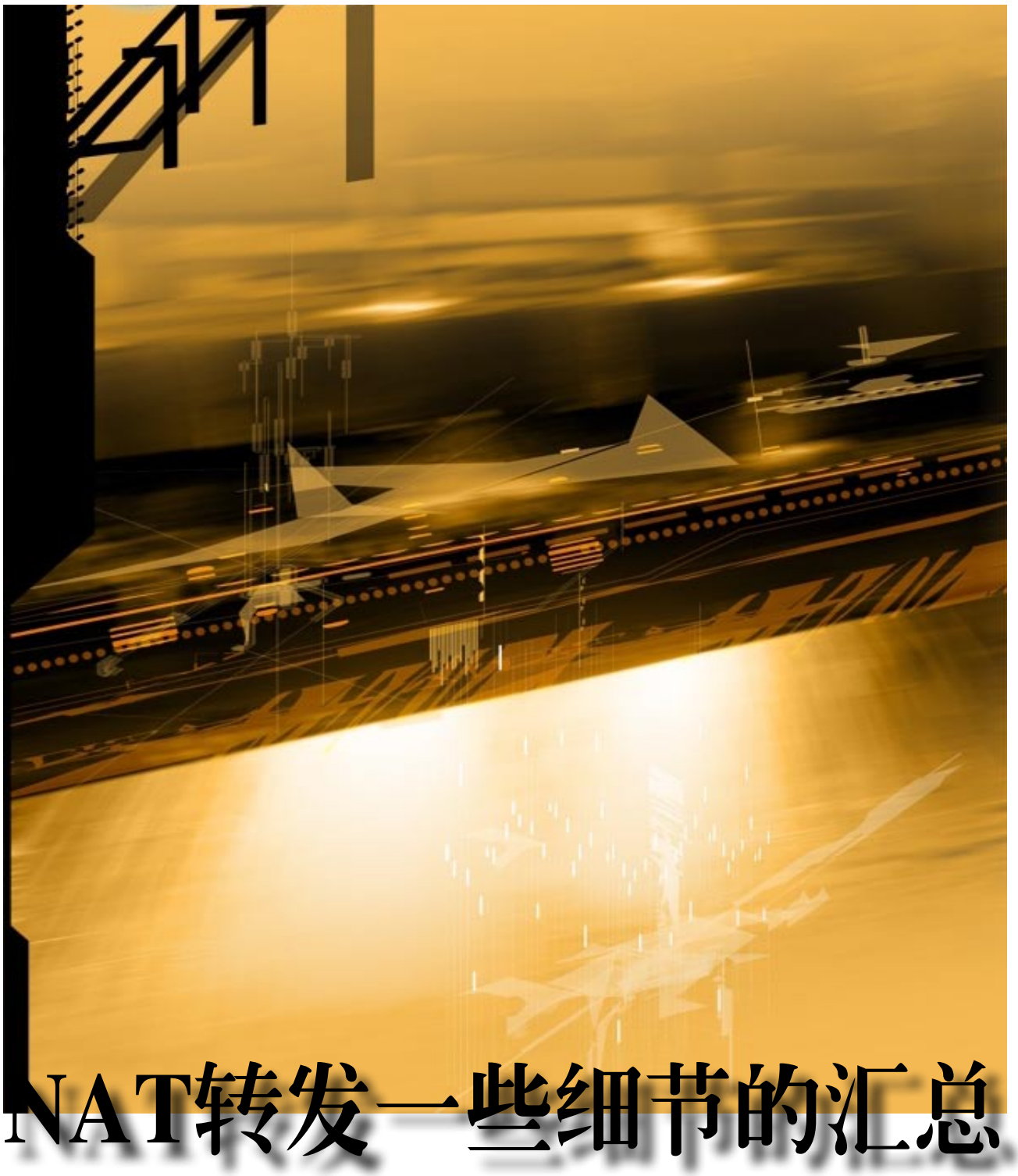
NAT是为延缓IPv4地址耗尽而推出的技术。毫无疑问，它已经出色完成了自己的历史使命，IPv4比预期走得更远。作为继任者的IPv6吸取了IPv4的教训，被赋予充足地址空间的同时在各个方面做了优化——安全、高效、简洁。但是IPv6无法平滑地取代IPv4，导致IP升级步伐缓慢。尽管网络协议的分层设计很清晰，大量应用层协议和互联网软件中仍内嵌了IPv4地址的处理，要Internet全网升级到IPv6，必须先完成应用的改造。因为NAT和它的穿越技术结合能够满足大部分用户的需求，所以IPv6时代被不断推迟。

随着IPv4地址的濒临耗尽，再经济的模式也无以为继，IPv4必须退出历史舞台。人们自然会认为，NAT作为IPv4的超级补丁技术使命已经完结。实际情况是，IPv4向IPv6过渡的阶段，NAT仍然是一项必不可少的技术手段。因为Internet无法在一日之内完成全网升级，必然是局部升级，逐渐替换。在两套协议并存的时期，用户和服务资源分布在不同网络之间，跨网访问的需求必须得到满足。这正是NAT所擅长的领域，地址替换，因此NAT-PT应运而生。由于IPv4和IPv6之间的差异，NAT要做的事比以往更复杂，有更多的限制和细节。

此外，IETF也在制定纯IPv6网络使用的NAT规范。虽然人们还看不到这种应用的强烈需求，但是NAT仍有其独特的作用，比如隐藏内部网络的地址，实现重叠地址网络的合并等。

毫不夸张地说，正是有了NAT，以IPv4为基础的Internet才能容纳数十亿的用户终端，成就今日之辉煌。IPv4已至日暮西山，IPv6的黎明尚未来临，Internet比任何时刻都更依赖NAT这项过渡技术。NAT的历史再次证明，翻天覆地的划时代进步不一定有市场，抱残守缺的修修补补未必不会成功。在世代更替之时让我们走近NAT，领略IP领域更多细微但不高深的知识，理解NAT就是理解变换万千的应用世界。

■



NAT转发一些细节的汇总

■文/袁亚屏

NAT的基本原理并不复杂，但是在落实到具体的软件实现中，还是有很多的细节值得玩味的。

NAT的基本原理并不复杂，只是在网关设备上维护私网地址(端口)到公网地址(端口)的映射关系，通过修改流经网关的IP报文头部实现地址转换。由于NAT是IP转发流程中的一个环节，具体的实现势必和软硬件密切相关。为了尽可能提高设备转发和处理报文的性能，软件数据结构和处理流程会因应硬件的特点进行有区别的设计。本节我们就把讨论焦点放在ComwareV5平台单核CPU与多核CPU的NAT实现细节上，同时介绍交换机产品支持NAT的方法。

单核还是多核?

由于NAT的业务处理包括对于网络层、传输层甚至应用层的处理，对灵活性的要求很高，普通的ASIC和交换芯片很难实现，因此一般的NAT实现都是通过CPU或NP这样的硬件完成的。目前主流的实现方案包括单核CPU、多核CPU和NP三种。以下以Comware v5平台为例，介绍一下在单核CPU硬件平台和多核CPU硬件平台上的NAT实现方式的异同。

单核CPU硬件平台

单核CPU一般用于中低端设备。对于Comware v5平台，NAT的业务处理使用专门的NAT会话来实现，同时针对NAT Server、ASPF、ALG等进行了一系列特殊处理。

普通NAT处理

当不涉及ALG等特殊场景时，单核CPU方式的NAT使用NAT会话表来记录会话信息，下面是在PAT或easy-IP方式下，一个从18.1.0.1发起，目的地为18.2.0.1的HTTP连接建立的NAT会话：

```
Protocol   GlobalAddr Port   InsideAddr Port    DestAddr Port
  TCP  18.2.255.254 12288    18.1.0.1 1912        18.2.0.1  80
  status:111   TTL:00:00:10   Left:00:00:06  VPN:---
```

同样一个连接，如果使用No-PAT方式的NAT，会话信息如下：

```
Protocol   GlobalAddr Port   InsideAddr Port    DestAddr Port
   -        18.2.1.1  ---       18.1.0.1  ---          ---  ---
  status:NOPAT   TTL:00:04:00   Left:00:04:00   VPN:---
  TCP       18.2.1.1 1934       18.1.0.1 1934       18.2.0.1  80
  s tatus:NOPAT   TTL:00:00:10   Left:00:00:04   VPN:---
```

No-PAT方式下的会话其实是由一个主会话和多个子会话组成的。在该方式下，NAT模块依旧要根据子会话对端口进行判断，确定返回的报文的端口和发出的报文匹配，才进行NAT转换，防止满足第一条SESSION条件的报文（仅需要二元组匹配）从外网轻松穿越NAT。这样在NO PAT的转换方式下，同样保证了只能由内网主动发起连接，提供了更可靠的安全性。

ALG的处理

多数协议在经过NAT网关时只需要使用普通的NAT转换处理，但是对于一些特殊协议如FTP、RTSP、SIP等，由于这些协议在应用层中携带了IP地址或端口等信息，因此需要ALG的帮助才能正常穿越NAT网关。

以FTP协议为例，port模式的FTP在经过NAT时需要ALG的处理，因此NAT网关需要关注用户的每一个FTP命令，并识别需要进行ALG处理的命令，进行相应的ALG处理：

```
*May 28 10:54:30:820 2011 MSR50 NAT/7/debug:
 Ftp Packet To Svr (Vlan-interface102-out :) Find a Ftp PORT CMD
*May 28 10:54:30:821 2011 MSR50 NAT/7/debug:
 Ftp Packet To Svr (Vlan-interface102-out :) Process the PORT command 18.1.0.1:1976
```

以上内容是通过打开设备调试开关跟踪到的信息。由此可以看出，NAT网关识别了FTP port命令，并进行了ALG的处理，那么究竟进行了哪些ALG的处理呢？

当数据连接建立完毕后NAT的会话表如下：

```
Protocol   GlobalAddr Port   InsideAddr Port    DestAddr Port
  -         18.2.1.1  ---     18.1.0.1  ---        ---  ---
  status:NOPAT  TTL:00:04:00  Left:00:04:00  VPN:---

  TCP    18.2.1.1 1998    18.1.0.1 1998    18.2.0.1  21
  status:NOPAT  TTL:00:05:00  Left:00:04:57  VPN:---

  TCP    18.2.1.1 2002    18.1.0.1 2002    18.2.0.1  20
  status:NOPAT  TTL:00:05:00  Left:00:04:57  VPN:---

  TCP    18.2.1.1 2002    18.1.0.1 2002      ---  ---
  status:NOPAT  TTL:---    Left:---    VPN:---
```

此处关注最后一个标红的会话，其目的地址和目的端口都为空，表示任何一个外网的IP地址都可以使用任意源端口来连接这个2002端口。这个会话正是为了适应FTP的“第三方连接”特性而设计的，是NAT ALG工作的结果。

从上面内容能够看出，对于单核CPU的NAT，ALG工作的效果是直接体现在NAT会话中的。

和ASPF的共存

ASPF（Application Specific Packet Filter）是一种基于应用层状态的包过滤方法。ASPF能够检查应用层协议信息，如报文的协议类型和端口号等信息，并且监控基于连接的应用层协议状态。对于所有连接，每一个连接状态信息都将被ASPF维护，并用于动态地决定数据包是否被允许通过防火墙进入内部网络，以阻止恶意的入侵。 同时，ASPF能够检测传输层协议信息（即通用TCP/UDP检测），能够根据源、目的地址及端口号决定TCP或UDP报文是否可以通过防火墙进入内部网络。

对于单核产品，当在设备上配置了应用层协议检测后，ASPF可以检测每一个应用层的会话，并创建一个状态表项和一个临时访问控制列表（Temporary Access Control List，TACL），对于多通道协议，后续还会创建数据通道的TACL：

(1)状态表项在ASPF检测到第一个向外发送的报文时创建，用于维护一次会话中某一时刻会话所处的状态，并检测会话状态的转换是否正确。

(2)临时访问控制列表的表项在创建状态表项的同时创建，会话结束后删除，它相当于一个扩展ACL的permit项。TACL主要用于匹配一个会话中的所有返回的报文，可以为某一应用返回的报文在防火墙的外部接口上建立一个临时的返回通道。

ASPF一般用于阻止外网发起到内网的连接，对于普通的内网访问外网的NAT并没有影响，但是对于port模式的FTP，由于数据连接是从外部服务器发起的，因此还是存在影响。

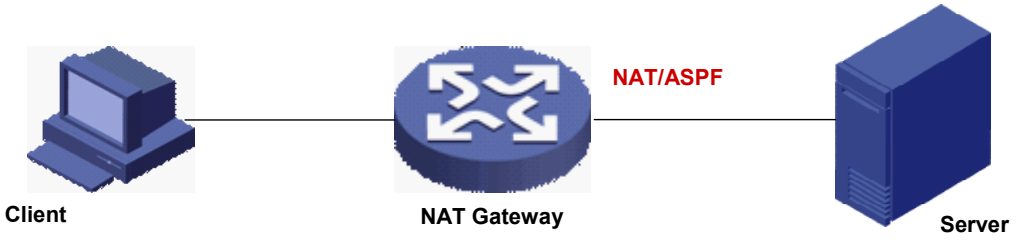


图1 NAT/ASPF并存

如上图，NAT和ASPF并存，当使用port模式的FTP时，ASPF实际上进行了特殊处理，放过了入方向的数据连接：

```
*May 28 11:29:10:620 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB36CE80 - state = 33, token = 32, string 'PORT', value 3
*May 28 11:29:10:620 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB36CE80 - state = 33, token = 44, string '8', value 8
*May 28 11:29:10:620 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB36CE80 - state = 33, token = 13, string '77', value 77
//捕获了port命令和命令中的端口
*May 28 11:29:10:620 2011 MSR50 ASPF/7/EVENT: Source address :18.2.0.1 port number:(1:65535) destination address :18.1.0.1 port number:(2125:2125)
*May 28 11:29:10:621 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_CREATE: Create session entry 0xB36BA40 address 18.2.0.1 bucket 2131
//为服务器的地址建立ASPF会话
*May 28 11:29:10:621 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_CREATE: Create the temporary ACL entry 0x7D67D00 originator 18.2.0.1(1:65535) destination 18.1.0.1(2125:2125) bucket 2131
//为入方向数据连接建立TACL
*May 28 11:29:10:621 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB36CE80 - state = 34, token = 32, string '200', value 3
*May 28 11:29:10:621 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB36BA40 - process the PORT command 18.2.0.1:0
*May 28 11:29:10:623 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB36CE80 - state = 33, token = 32, string 'LIST', value 255
*May 28 11:29:10:773 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB36CE80 - state = 33, token = 32, string '150', value 254
*May 28 11:29:10:873 2011 MSR50 ASPF/7/EVENT: Source address :18.2.0.1 port number:(20:20) destination address :18.1.0.1 port number:(2125:2125)
*May 28 11:29:10:973 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_CREATE: Create the temporary ACL entry 0xB5CEAA0 originator 18.1.0.1(2125:2125) destination 18.2.0.1(20:20) bucket 2149
//为出方向数据连接建立TACL
*May 28 11:29:11:123 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_DELETE: Delete the temporary ACL entry 0xB5CEAA0 originator 18.1.0.1(2125:2125) destination 18.2.0.1(20:20) bucket 2149
*May 28 11:29:11:274 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_DELETE: Delete session entry 0xB36BA40 address 18.2.0.1 bucket 2151
//删除入方向TACL和会话
*May 28 11:29:11:424 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_DELETE: Delete the temporary ACL entry 0x7D67D00 originator 18.2.0.1(20:20) destination 18.1.0.1(2125:2125) bucket 2151
//删除出方向TACL
```

NAT Server

NAT Server实际上是反方向的NAT，需要用户进行静态配置。需要注意的是，对于单核CPU设备，经过NAT Server的流量不会再另外创建NAT会话。

对于NAT Server来说，如果和ASPF共存，需要在ASPF的入方向包过滤引用的ACL中将NAT Server对应的IP/端口放开，如下图：

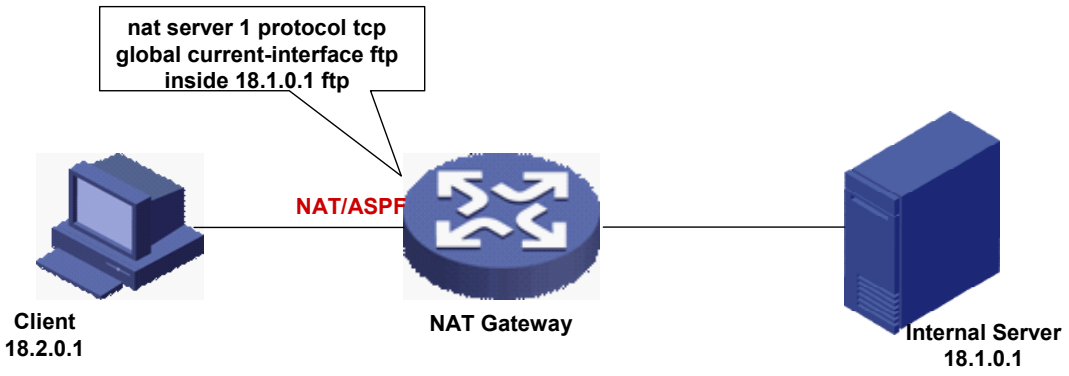


图2 NAT Server和ASPF

此时ASPF的入方向包过滤引用的ACL应进行如下的配置，NAT Server才能正常工作：

```
#
acl number 3001
rule 0 permit icmp
rule 1 permit tcp destination 18.1.0.1 0 destination-port eq ftp
rule 5 deny ip
#
```

同样，NAT Server对于特殊的应用层协议也需要ALG的支持，对于passive模式的FTP客户端，在访问NAT Server时需要ALG处理：

```
*May 28 12:19:06:505 2011 MSR50 NAT/7/debug:
 Ftp Packet To Client (Vlan-interface102-out :)Find a Ftp Entering PASV CMD
*May 28 12:19:06:605 2011 MSR50 NAT/7/debug:
 Ftp Packet To Client (Vlan-interface102-out :) Process the PASV command 18.1.0.1:2330
```

回过头来看NAT会话：

```
Protocol   GlobalAddr Port   InsideAddr Port    DestAddr Port
  TCP     18.2.255.254 2343    18.1.0.1 2343     18.2.0.1 3590
  status:241   TTL:00:05:00  Left:00:03:48  VPN:---

  TCP   18.2.255.254 2343    18.1.0.1 2343       ---  ---
  status:8241   TTL:---     Left:---     VPN:---
```

同样，下面一条会话也是为了支持FTP的“第三方连接”功能。

那么，当NAT Server/ASPF/ALG共存，会出现哪些问题呢？

如图2，当接口配置如下时，passive模式的FTP客户端，数据连接建立失败：

```
#
interface Vlan-interface102
 ip address 18.2.255.254 255.255.0.0
 nat outbound 2000
 nat server 1 protocol tcp global current-interface ftp inside 18.1.0.1 ftp
 firewall packet-filter 3001 inbound
 firewall aspf 1 outbound
#
```

FTP数据连接是从客户端发起的TCP连接，因此被入方向的packet filter过滤掉了。只要在ACL3001中增加对应的配置即可。但是对于被动模式的FTP数据连接来说，源端口和目的端口都不是固定的，无法进行ACL的配置。

解决问题的方法是另外配置一条入方向的ASPF：

```
#
interface Vlan-interface102
 ip address 18.2.255.254 255.255.0.0
 nat outbound 2000
 nat server 1 protocol tcp global current-interface ftp inside 18.1.0.1 ftp
 firewall packet-filter 3001 inbound
 firewall aspf 1 inbound
 firewall aspf 1 outbound
#
```

入方向的ASPF对FTP协议进行了检测，并放行了数据连接：

```
*May 28 12:40:05:171 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346CC0 - state = 33, token = 32, string 'PASV', value 4
//检测到PASV命令
*May 28 12:40:05:321 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346CC0 - state = 35, token = 32, string '227', value 4
*May 28 12:40:05:422 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346CC0 - state = 35, token = 44, string '9', value 9
*May 28 12:40:05:522 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346CC0 - state = 35, token = 41, string '115', value 115
*May 28 12:40:05:672 2011 MSR50 ASPF/7/EVENT: Source address :18.2.0.1 port number:(1:65535) destination address :18.1.0.1 port number:(2419:2419)
*May 28 12:40:05:772 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_CREATE: Create session entry 0xB346A80 address 18.2.0.1 bucket 2425
*May 28 12:40:05:922 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346A80 - process the reply to the PASV command 18.1.0.1:2419
//开始处理对PASV命令的应答消息
*May 28 12:40:06:022 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_CREATE: Create the temporary ACL entry 0x9226360 originator 18.2.0.1(1:65535) destination 18.1.0.1(2419:2419) bucket 2425
//针对数据连接的端口创建入方向TACL
*May 28 12:40:06:122 2011 MSR50 ASPF/7/EVENT: Source address :18.2.0.1 port number:(3621:3621) destination address :18.1.0.1 port number:(2419:2419)
*May 28 12:40:06:273 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_CREATE: Create the temporary ACL entry 0x9226420 originator 18.1.0.1(2419:2419) destination 18.2.0.1(3621:3621) bucket 6044
//针对数据连接的端口创建出方向TACL
*May 28 12:40:06:373 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346CC0 - state = 33, token = 32, string 'LIST', value 255
*May 28 12:40:06:473 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346CC0 - state = 33, token = 32, string '125', value 254
*May 28 12:40:06:623 2011 MSR50 ASPF/7/FTP: Session 0xB346CC0 - state = 33, token = 32, string '226', value 254
*May 28 12:40:09:531 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_DELETE: Delete the temporary ACL entry 0x9226420 originator 18.1.0.1(2419:2419) destination 18.2.0.1(3621:3621) bucket 6044
//传输结束后删除出方向TACL
*May 28 12:40:09:531 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_DELETE: Delete session entry 0xB346A80 address 18.2.0.1 bucket 6046
*May 28 12:40:09:531 2011 MSR50 ASPF/7/OBJ_DELETE: Delete the temporary ACL entry 0x9226360 originator 18.2.0.1(3621:3621) destination 18.1.0.1(2419:2419) bucket 6046
//传输结束后删除入方向TACL
```

静态NAT

单核CPU设备支持一对一和网段对网段的静态NAT，被静态NAT绑定的内网地址可以通过对应的外网地址从外网直接进行访问，对于ALG的需求和普通的NAT Outbound以及NAT Server并没有区别。

静态NAT处理的流量要创建NAT会话，会话有些类似No-PAT的NAT：

```
Protocol   GlobalAddr Port   InsideAddr Port    DestAddr Port
  -        18.2.1.1   0      18.1.0.1   0          ---  ---
 status:800   TTL:00:05:00  Left:00:04:57  VPN:---

 TCP    18.2.1.1 3477    18.1.0.1 3477    18.2.0.1  21
 status:60008  TTL:00:05:00  Left:00:04:58  VPN:---
```

需要注意的是，静态NAT由于能够保证地址一一对应，因此不再做端口的转换。

多核CPU硬件平台

多核CPU被视为一种有效的提升软转发性能的手段，使用范围越来越广。Comware的NAT功能针对多核硬件平台的实现和针对单核硬件平台的实现有很大的不同。

会话管理

在Comware平台中，会话管理是多核CPU设备所特有的功能。会话管理是为了实现NAT、ASPF、攻击检测及防范等基于会话进行处理的业务而抽象出来的公共功能。此功能把传输层报文之间的交互关系抽象为会话，并根据发起方或响应方的报文信息对会话进行状态更新和超时老化。

会话管理支持多个业务特性分别对同一个业务报文进行处理，实现的主要功能包括：

◇ 报文到会话的快速匹配；

◇ 传输层协议状态的管理；

◇ 报文应用层协议类型的识别；

◇ 支持会话按照协议状态或应用层协议类型进行老化；

◇ 支持指定会话维持永久连接；

◇ 会话的传输层协议报文校验和检查；

◇ 为需要进行端口协商的应用层协议提供特殊的报文匹配；

◇ 支持对ICMP差错控制报文的解析以及根据解析结果进行会话的匹配。

对于NAT来说，在多核CPU设备上没有独享的会话表，而是和ASPF等协议使用共同的会话表。这种实现大大简化了多种应用在一个接口上并存的情况下的互操作处理。

经NAT处理的普通流量创建的会话表如下：

```
Initiator:
  Source IP/Port : 18.1.0.1/2545
  Dest IP/Port  : 18.2.0.1/80
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Responder:
  Source IP/Port : 18.2.0.1/80
  Dest IP/Port  : 18.2.255.254/1026
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Pro: TCP(6)   App: HTTP        State: TCP-EST
Start time: 2011-05-28 13:07:25  TTL: 3587s
Received packet(s)(Init): 27 packet(s) 1465 byte(s)
Received packet(s)(Reply): 36 packet(s) 48751 byte(s)
```

上表中已经明确列出了流量的发起方（Initiator）的源和目的地址和响应方（Responder）的源和目的地址，因为经过了NAT的处理，所以二者并不是完全对称的。会话表比单核CPU设备的NAT会话表包含更多的信息，也更为直观。

ALG的处理

提到多核CPU设备的ALG，不得不谈的就是关联表。

对于单核CPU设备来讲，ALG处理对于不同的应用是不同的，同样一个FTP ALG，NAT需要对其进行特殊处理，ASPF也要对其进行特殊处理，大家各自维护一套代码，效率低下且不利于维护管理。

正如会话表统领了NAT会话表、ASPF会话表等表项一样，关联表被用来处理一切和ALG有关的问题。

和“ALG处理”一节同样的场景，NAT网关为多核CPU设备，当ALG检测到客户端的port命令时，会创建关联表：

```
*May 28 13:18:38:400 2011 SR66 ALG/7/ALG_DBG: -Slot=2; Alg debug info:
Receive a FTP PORT CMD packet.
*May 28 13:18:38:400 2011 SR66 ALG/7/ALG_DBG: -Slot=2; Alg debug info:
From VPN :    0,Pro : TCP
Direction : OUT
[    18.1.0.1:  2616 ] ----> [  18.2.255.254:  1039 ]

*May 28 13:18:38:454 2011 SR66 SESSION/7/RELATION: -Slot=2;
LocalTuple3: 18.1.0.1/2616 : GlobalTuple3:18.2.255.254/1039 (TCP)
Create  module call
```

关联表信息如下：

```
Local IP/Port        Global IP/Port       MatchMode
18.1.0.1/2616        18.2.255.254/1039    Global
App: FTP-data        Pro: TCP  TTL: 300s  AllowConn 1
```

关联表中各字段的含义如下：

表1 关联表中各字段的含义说明

字段	描述
Local IP/Port	内网IP地址/端口号
Global IP/Port	外网IP地址/端口号
MatchMode	会话表向关联表匹配模式，包括：Local、Global、Either ◇ Local表示新建会话的源IP/源端口与关联表的Local IP/Port匹配 ◇ Global表示新建会话的目的IP/目的端口与关联表的Global IP/Port匹配 ◇ Either表示新建会话的信息与关联表的Local IP/Port或Global IP/Port匹配
App	应用层协议类型，包括：FTP、MSN、QQ等
Pro	传输层协议类型，包括：TCP、UDP
TTL	关联表的剩余存活时间，单位为秒
AllowConn	关联表允许创建的会话数

上面的关联表被用来匹配服务器发起的FTP数据连接，对于FTP协议来说，一个port命令只能对应一个数据连接，因此关联表中“AllowConn”字段的值为1，当数据连接建立成功后，关联表的连接数满，被删除：

```
*May 28 13:18:38:464 2011 SR66 SESSION/7/RELATION: -Slot=2;
LocalTuple3: 18.1.0.1/2616 : GlobalTuple3:18.2.255.254/1039 (TCP)
Delete  child full
*May 28 13:18:38:464 2011 SR66 SESSION/7/RELATION: -Slot=2;
LocalTuple3: 18.1.0.1/2616 : GlobalTuple3:18.2.255.254/1039 (TCP)
Delete  module call / child full
```

总之，对于多核CPU的NAT，ALG通过关联表来进行工作。

和ASPF的共存

多核CPU设备的ASPF和单核CPU设备不同，不存在TACL的概念。ASPF的应用层协议检测功能由会话管理及ALG功能协作实现。ASPF将检测到的应用层会话的首报文与配置的策略进行匹配，匹配的结果交由会话管理用来建立会话信息数据库以及维护会话状态。之后，ASPF根据会话管理返回的会话状态信息决定后续报文的处理方式。

因此，一般来说多核CPU设备的NAT和ASPF之间是比较松散的耦合关系，二者通过会话管理联系。

NAT Server

对于多核CPU设备，经过NAT Server的流量还是会创建会话，这一点与单核CPU处理不同。

NAT Server对于特殊的应用层协议也需要ALG的支持，对于passive模式的FTP客户端，在访问NAT Server时需要ALG处理：

```
*May 28 14:05:06:350 2011 SR66 ALG/7/ALG_DBG: -Slot=2; Alg debug info:
Receive a FTP PASV Response packet.
*May 28 14:05:06:350 2011 SR66 ALG/7/ALG_DBG: -Slot=2; Alg debug info:
From VPN :    0,Pro : TCP
Direction : OUT
[    18.1.0.1:  2793 ] ----> [  18.2.255.254:  2793 ]
```

静态NAT

和单核CPU设备一样，多核CPU设备也支持一对一和网段对网段的静态NAT，被静态NAT绑定的内网地址可以通过对应的外网地址从外网直接进行访问，对于ALG的需求和普通的NAT Outbound以及NAT Server并没有区别。

静态NAT处理的流量要创建会话表。

单核架构和多核架构实现的区别

从上面描述可见，单核架构的NAT实现和多核有很大的区别，主要表现在以下几点：

表2 单核NAT和多核NAT的区别

	会话表管理	ALG处理	NAT Server
单核构架	使用独立的NAT会话表	每个协议单独处理，在NAT会话中体现	经过NAT Server流量不创建会话
多核构架	多个业务使用统一的会话表	每个协议单独处理，使用关联表形式统一体现	经过NAT Server流量创建会话

NAT插卡相关的转发实现

对于中高端交换机产品来说，NAT功能需要专门的业务插卡来实现，如何将流量引入和引出插卡是转发流程的关键所在。

二三层转发方式

这种方式是将NAT插卡视为一个独立的设备，交换机只做二层转发，报文在入VLAN A被转发到插卡的三层接口A，经插卡内部的三层转发到达三层接口B进行NAT处理，处理完毕后转发到交换机的VLAN B进行二层转发最终转发到外网，外网返回的报文走相反的流程，如下图：

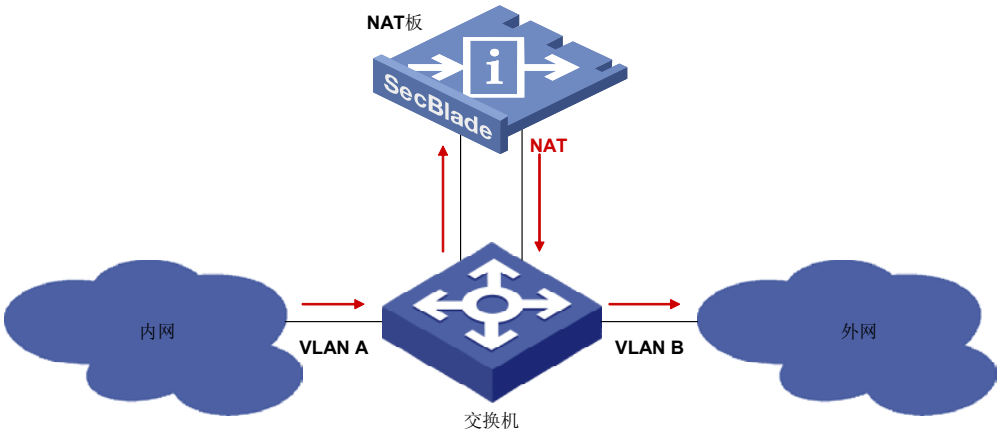


图3 二三层转发方式引流

这种引流方式的原理和配置都比较简单，一般用于交换机和SecBlade插卡配合的场景，但是缺点也很明显：引流难以控制，所有流量都上插卡可能导致插卡负担过重，成为性能瓶颈。

重定向方式

第二种引流的方式是通过重定向的方式将需要NAT处理的流量送上插卡进行处理，不需要NAT处理的流量由交换机直接转发。

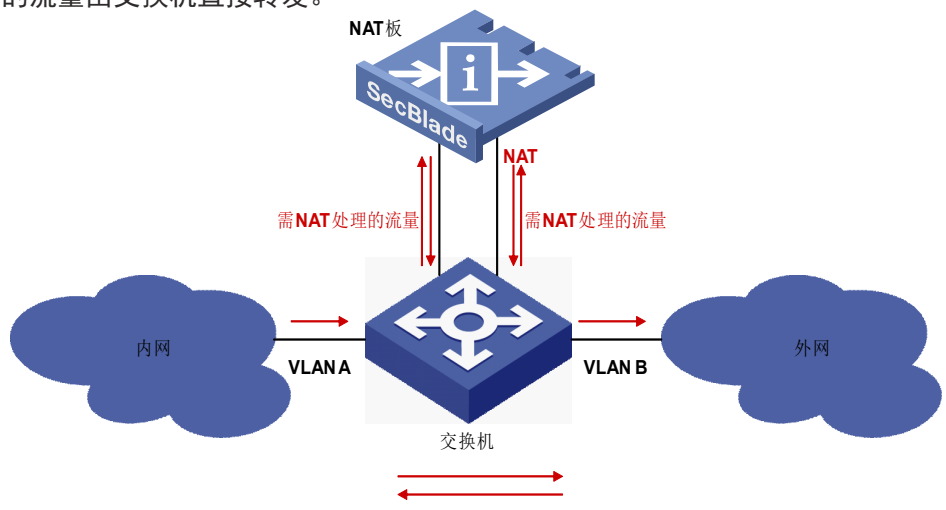


图4 重定向方式引流

这种引流方式克服了方法一的缺点，重定向方式的引流可以有效的控制上NAT插卡的流量，达到优化网络性能的目的。这种引流方式需要在交换机进行相关引流的配置。

OAA方式

OAA方式的引流是有NAT插卡通过ACFP协议获取交换机的端口信息，然后通过ACFP协议下发策略，将特定端口的特定流量引到插卡进行NAT处理，处理完毕后送回交换机进行转发。

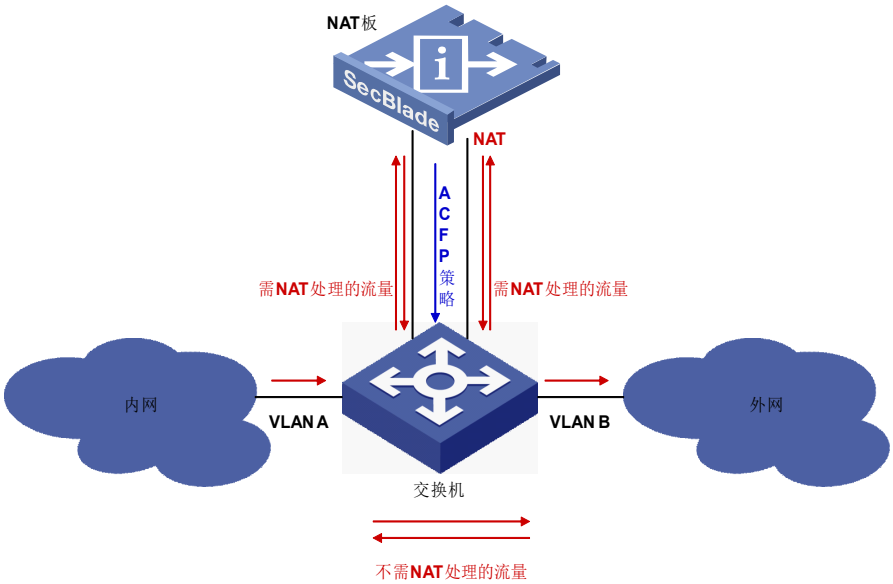


图5 OAA方式引流

OAA方式引流的配置方便，所有配置在插卡上完成，交换机只需使能ACFP协议即可，同时，多块NAT插卡可以下发规则相同但优先级不同的ACFP策略，实现NAT插卡之间的备份。

小结

对于不同的硬件平台，转发方面的设计和实现必然会有区别。针对单核CPU和多核CPU两种硬件构架，Comware v5平台设计了两种NAT实现，目的是为了更好的和硬件平台适配，实现功能、性能和可维护性等方面的全面优化。

丰富的业务插卡是H3C公司中高端交换机的亮点之一，目前H3C具有NAT功能的SecBlade插卡支持二三层转发方式引流以及重定向方式引流。

NAT的特殊处理

■ 文/曾劼

在全球IPv4地址愈发匮乏的大背景下，NAT技术应运而生，并且随着时间的推移，这项技术运用的越来越广泛。在实际应用中，NAT大体可以分成EasyIP、PAT、NOPAT、静态NAT和NAT Server几种用法。

NAT技术的原理并不复杂，如图1所示，三个带有内部地址的数据报文到达NAT设备，其中报文1和报文2来自同一个内部地址但有不同的源端口号，报文1和报文3来自不同的内部地址但具有相同的源端口号。通过NAT映射，三个数据报的源IP地址都被转换到同一个外部地址，但每个数据报都被赋予了不同

的源端口号，因而仍保留了报文之间的区别。当各报文的回应报文到达时，NAT设备仍能够根据回应报文的目的IP地址和目的端口号来区别该报文应转发到的内部主机。

Direction	Before NAT	After NAT
Outbound	192.168.1.2:1111	20.1.1.1:1001
Outbound	192.168.1.2:2222	20.1.1.1:1002
Outbound	192.168.1.3:1111	20.1.1.1:1003

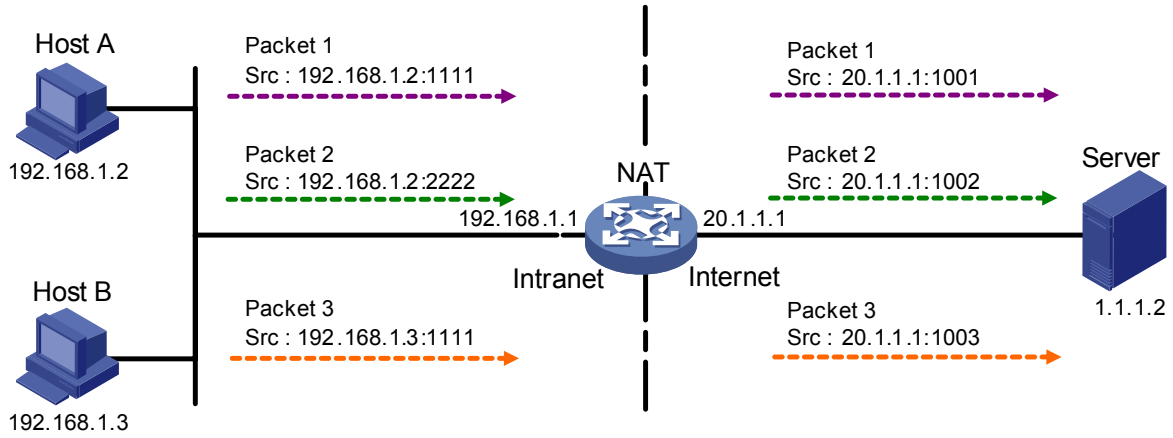


图1 源地址转换原理图

NAT设备通过建立五元组（源地址、源端口号、协议类型、目的地址、目的端口号）表项为依据进行地址分配和报文过滤。即，对于来自相同源地址和源端口号的报文，若其目的地址和目的端口号不同，通过映射后，相同的源地址和源端口号将被转换为不同的外部地址和端口号，并且NAT设备只允许这些目的地址对应的外部网络的主机才可以通过该转换后的地址和端口来访问这些内部网络的主机。

原理虽然简单，但是在实际应用中还是会出现各种的问题，比如ICMP报文没有端口号，设备如何进行NAT映射？分片报文中没有四层信息，设备又如何进行NAT映射？本文将以H3C公司SecPath F1000-E设备为例，对NAT的特殊处理进行深入的解析。

地址统一管理

首先我们在设备上配置一个PAT方式的NAT转换，一个NOPAT方式的NAT转换，再配置两个NAT Server：

```
NAT address-group information:
  There are currently 2 nat address-group(s)
  3     : from 218.197.70.10     to 218.197.70.19
  13    : from 61.154.70.20      to 61.154.70.29
#
interface GigabitEthernet0/3
 port link-mode route
nat outbound 3001 address-group 13 no-pat
 nat outbound 3000 address-group 3
 nat server protocol tcp global 218.197.70.20 www inside 192.168.200.2 www
 nat server protocol udp global 218.197.70.21 tftp inside 192.168.200.2 tftp
 ip address 218.197.70.1 255.255.255.0
#
```

当我们查看路由表的时候可以看到NAT地址池的地址以及NAT Server的公网地址全部被加入其中。

```
<SecPath F1000-E>display ip routing-table
Routing Tables: Public
         Destinations : 31        Routes : 31

Destination/Mask    Proto  Pre  Cost       NextHop        Interface

0.0.0.0/0           Static 60   0          162.105.12.1    GE0/0
61.154.70.20/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.21/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.22/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.23/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.24/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.25/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.26/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.27/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.28/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
61.154.70.29/32     Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
127.0.0.0/8         Direct 0    0          127.0.0.1       InLoop0
127.0.0.1/32        Direct 0    0          127.0.0.1       InLoop0
162.105.12.0/24     Direct 0    0          162.105.12.211  GE0/0
162.105.12.211/32   Direct 0    0          127.0.0.1       InLoop0
192.168.200.0/24    Direct 0    0          192.168.200.1   GE0/2
192.168.200.1/32    Direct 0    0          127.0.0.1       InLoop0
218.197.70.0/24     Direct 0    0          218.197.70.1    GE0/3
218.197.70.1/32     Direct 0    0          127.0.0.1       InLoop0
218.197.70.10/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.11/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.12/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.13/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.14/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.15/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.16/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.17/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.18/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.19/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.20/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
218.197.70.21/32    Static 1    0          0.0.0.0         NULL0
```

如图2所示，从内网来的报文经过NAT转换，到达外网中的目的地，目的主机向NAT转换后的地址回应报文；当报文到达与NAT出接口直连的设备时，这个设备并不知道这个经过转换的公网地址所对应的MAC，此时便会发送ARP请求。

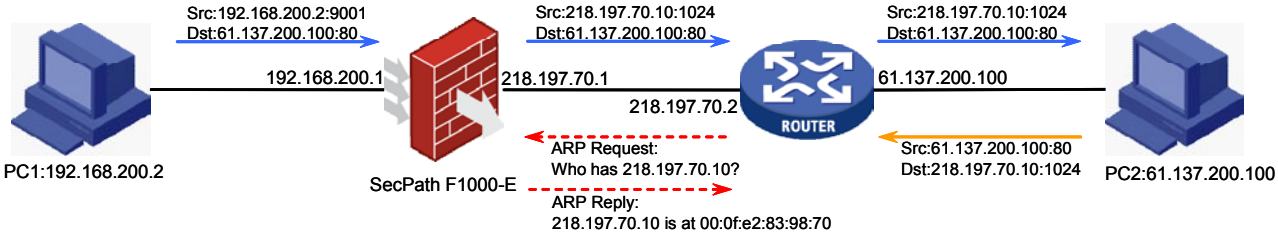


图2 NAT设备的ARP响应

NAT使用的公网地址，包括了被引用的地址池的地址、NAT Server的公网地址和被引用的静态配置

的公网地址。这些地址全部会进入地址管理模块进行统一地址管理，并由地址管理模块通知路由管理模块将这些IP地址加入路由表。当外部设备向这些地址发起ARP请求，设备便会将ARP请求送到地址管理模块检查ARP报文的合法性，地址管理发现ARP所请求的IP地址为NAT地址池地址，则通知NAT模块判断是否需要回应ARP，NAT模块会检查ARP所请求的IP地址是否是收到ARP接口下配置的NAT的地址，如果是则通知ARP模块进行ARP应答。

由于有了地址统一管理，与接口不在同一网段的地址池的地址被加入的本地路由表，并且可以有选择的将其引入动态路由协议，通过OSPF或者BGP将其发布出去，简化了组网中其他设备的配置。

地址池的优先级

双机热备对于防火墙来说是一个必不可少的功能，两台防火墙上的NAT配置也需要完全相同，这样就会出现一个问题：如果两个防火墙分别将两条不同的流映射到相同的公网地址，并且端口也相同的话，势必会造成表项的混乱，所以我们引入了地址池优先级的概念。

在双机热备的环境中，如果地址池被配置为高优先级，在进行端口映射的时候端口取值范围为1024~35000；如果地址池被配置为低优先级，其端口取值范围为35001~65535。这样主备两台防火墙虽然使用相同的NAT地址池中的地址，但是由于地址池的优先级不同，所以就不会出现NAT转换后公网IP和公网端口完全相同的情况了。

地址池优先级只有在双机热备的环境中才有意义，如果是单机环境，高优先级的地址池的端口取值范围就是1024~65535，而低优先级地址池的端口取值范围依旧是35001~65535。

PING操作的NAT映射

H3C ComwareV5平台为了保证内网的安全性，采用了五元组匹配NAT映射表项，但是ICMP报文没有类似于TCP和UDP报文的端口信息，既要对ICMP的请求报文进行NAT映射，又要确保网络的安全性，只允许合法的ICMP响应报文进入内网，就必须对其进行特殊的处理。

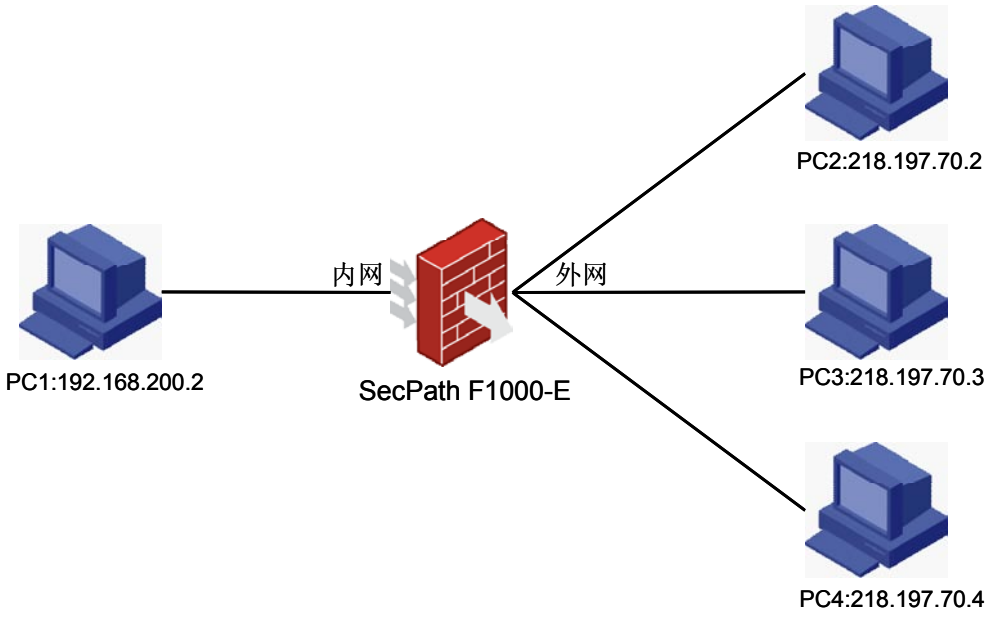


图3 NAT简单组网图

图3是一个最简单的NAT组网图，内网使用192.168.200.0/24的私网地址，外网是218.197.70.0/24的公网地址，而在设备连接外网的接口上我们启用了NAT。我们从内网的PC1去PING外网的PC2是可以成功的，而我们在设备上看到了这样的一个表项：

```
Initiator:
  Source IP/Port : 192.168.200.2/2048
  Dest IP/Port   : 218.197.70.2/1024
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Responder:
  Source IP/Port : 218.197.70.2/0
  Dest IP/Port   : 218.197.70.12/1036
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Pro: ICMP(1)    App: unknown          State: ICMP-CLOSED
Start time: 2011-05-28 11:44:35  TTL: 23s
Root                  Zone(in): Private
                     Zone(out): Public
Received packet(s)(Init): 4 packet(s) 240 byte(s)
Received packet(s)(Reply): 4 packet(s) 240 byte(s)
```

既然ICMP报文没有端口信息，那么表项中的端口信息又是从何而来的呢？我们不妨通过对报文的分析找到答案。

```
⊞ Frame 1 (74 bytes on wire, 74 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: Dell_84:16:42 (00:12:3f:84:16:42), Dst: Hangzhou_72:15:94 (00:0f:e2:72:15:94)
⊞ Internet Protocol, Src: 192.168.200.2 (192.168.200.2), Dst: 218.197.70.2 (218.197.70.2)
⊟ Internet Control Message Protocol
    Type: 8 (Echo (ping) request)
    Code: 0
    Checksum: 0x185c [correct]
    Identifier: 0x0400
    Sequence number: 12544 (0x3100)
  ⊞ Data (32 bytes)

0000  00 0f e2 72 15 94 00 12  3f 84 16 42 08 00 45 00   ...r.... ?..B..E.
0010  00 3c 56 57 00 00 40 01  7a f7 c0 a8 c8 02 da c5   .<VW..@. z.......
0020  46 02 08 00 18 5c 04 00  31 00 61 62 63 64 65 66   F....\.. 1.abcdef
0030  67 68 69 6a 6b 6c 6d 6e  6f 70 71 72 73 74 75 76   ghijklmn opqrstuv
0040  77 61 62 63 64 65 66 67  68 69                     wabcdefg hi
```

图4 内网ICMP请求报文

从内网抓到的ICMP请求报文可以看出TYPE+CODE字段的值是0x0800，而Identifier字段的值是0x0400，这两个值转换成十进制的数值，正好是2048和1024。与发起方的源端口数值和目的端口数值一致。那么我们再看一下内网抓到的ICMP响应报文是否可以与响应方的源端口和目的端口对应。

```
⊞ Frame 2 (74 bytes on wire, 74 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: Hangzhou_72:15:94 (00:0f:e2:72:15:94), Dst: Dell_84:16:42 (00:12:3f:84:16:42)
⊞ Internet Protocol, Src: 218.197.70.2 (218.197.70.2), Dst: 192.168.200.2 (192.168.200.2)
⊟ Internet Control Message Protocol
    Type: 0 (Echo (ping) reply)
    Code: 0
    Checksum: 0x205c [correct]
    Identifier: 0x0400
    Sequence number: 12544 (0x3100)
  ⊞ Data (32 bytes)

0000  00 12 3f 84 16 42 00 0f  e2 72 15 94 08 00 45 00   ..?..B.. .r....E.
0010  00 3c de f4 00 00 7f 01  b3 59 da c5 46 02 c0 a8   .<...... .Y..F...
0020  c8 02 00 00 20 5c 04 00  31 00 61 62 63 64 65 66   .... \.. 1.abcdef
0030  67 68 69 6a 6b 6c 6d 6e  6f 70 71 72 73 74 75 76   ghijklmn opqrstuv
0040  77 61 62 63 64 65 66 67  68 69                     wabcdefg hi
```

图5 内网ICMP响应报文

在响应报文中TYPE+CODE字段为0x0000，十进制也是0，这与表项中响应方的源端口相同；但是问题出现在响应方的目的端口，在报文中Identifier字段的值是0x0400，十进制为1024，而表项中的目的端口却为1036，这又是为什么呢？原来Windows系统发出的ICMP报文的Identifier字段全部都为0x0400，

当多台内网PC同时PING一个外网PC时，如果设备仅仅对Identifier字段进行简单的运算，极有可能造成多个表项中响应方的参数相同，使得回程报文发送错误。为避免这种情况的发生，设备会在对ICMP请求报文进行IP地址转换的同时，还会选择一个空闲的端口号对报文中的Identifier字段进行变化，以避免上述情况的发生。

```
⊞ Frame 9: 74 bytes on wire (592 bits), 74 bytes captured (592 bits)
⊞ Ethernet II, Src: Hangzhou_72:15:95 (00:0f:e2:72:15:95), Dst: D-LinkIn_0e:21:14 (1c:af:f7:0e:21:14)
⊞ Internet Protocol, Src: 218.197.70.12 (218.197.70.12), Dst: 218.197.70.2 (218.197.70.2)
⊟ Internet Control Message Protocol
    Type: 8 (Echo (ping) request)
    Code: 0
    Checksum: 0x1850 [correct]
    Identifier: 0x040c
    Sequence number: 12544 (0x3100)
    Sequence number (LE): 49 (0x0031)
  ⊞ Data (32 bytes)

0000  1c af f7 0e 21 14 00 0f  e2 72 15 95 08 00 45 00   ....!... .r....E.
0010  00 3c 56 57 00 00 3f 01  e3 d0 da c5 46 0c da c5   .<VW..?. ....F...
0020  46 02 08 00 18 50 04 0c  31 00 61 62 63 64 65 66   F....P.. 1.abcdef
0030  67 68 69 6a 6b 6c 6d 6e  6f 70 71 72 73 74 75 76   ghijklmn opqrstuv
0040  77 61 62 63 64 65 66 67  68 69                     wabcdefg hi
```

图6 外网ICMP请求报文

在图6中我们可以看到转换后的ICMP请求报文的Identifier字段已经变成了0x040c，也就是十进制的1036，这与表项中响应方的目的端口一致。这样的一个五元组就能唯一确定一个PING操作了。

ICMP差错报文的处理

内网PC1试图通过TFTP协议从外网的PC2下载aaa.bin文件，但是PC2并没有开启TFTP服务，这时PC2会向PC1回应ICMP端口不可达的差错报文。如果我们依然按照上一节中的规则来理解ICMP差错报文的转换过程，那就大错特错了。对于源地址转换的NAT来说，外网的报文要想顺利进入内网，就必须五元组匹配设备上的NAT表项，内网访问外网时使用的是UDP协议，而ICMP差错报文是ICMP协议，这一点就不符合要求。但是从图7内网PC1上抓包我们清楚的看到这个ICMP差错报文确确实实的被转发了进来。这其中的奥妙就在于设备对ICMP差错报文的特殊处理。

```
  7 14.991002   192.168.200.2   218.197.70.2   TFTP
  8 14.993427   218.197.70.2   192.168.200.2   ICMP
  9 14.993590   192.168.200.2   218.197.70.2   TFTP
 10 14.994091   218.197.70.2   192.168.200.2   ICMP
 11 14.994167   192.168.200.2   218.197.70.2   TFTP
 12 14.994536   218.197.70.2   192.168.200.2   ICMP

⊞ Frame 6 (58 bytes on wire, 58 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: Dell_84:16:42 (00:12:3f:84:16:42), Dst: Hangzhou_72:15:94 (00:0f:e2:72:15:94)
⊞ Internet Protocol, Src: 192.168.200.2 (192.168.200.2), Dst: 218.197.70.2 (218.197.70.2)
⊟ User Datagram Protocol, Src Port: ott (2428), Dst Port: tftp (69)
    Source port: ott (2428)
    Destination port: tftp (69)
    Length: 24
  ⊞ Checksum: 0x61c6 [validation disabled]
⊞ Trivial File Transfer Protocol

0000  00 0f e2 72 15 94 00 12  3f 84 16 42 08 00 45 00   ...r.... ?..B..E.
0010  00 2c 38 80 00 00 40 11  98 ce c0 a8 c8 02 da c5   .,8...@. ........
0020  46 02 09 7c 00 45 00 18  61 c6 00 01 61 61 61 2e   F..|.E.. a...aaa.
0030  62 69 6e 00 6f 63 74 65  74 00                     bin.octe t.
```

图7 内网TFTP访问抓包

当PC1访问PC2时，设备上会生成这样一个表项，PC1使用的是UDP协议，源IP和源端口为192.168.200.2/2428，目的IP和目的端口为218.197.70.2/69；设备进行NAT转换后的源IP和源端口为218.197.70.12/1048。

```
Initiator:
  Source IP/Port : 192.168.200.2/2428
  Dest IP/Port   : 218.197.70.2/69
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Responder:
  Source IP/Port : 218.197.70.2/69
  Dest IP/Port   : 218.197.70.12/1048
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Pro: UDP(17)    App: TFTP          State: UDP-OPEN
Start time: 2011-05-28 13:17:49  TTL: 119s
Root                Zone(in): Private
                    Zone(out): Public
Received packet(s)(Init): 2 packet(s) 88 byte(s)
Received packet(s)(Reply): 0 packet(s) 0 byte(s)
```

再让我们来看看PC2回应的ICMP差错报文的结构，如图8和图9所示：

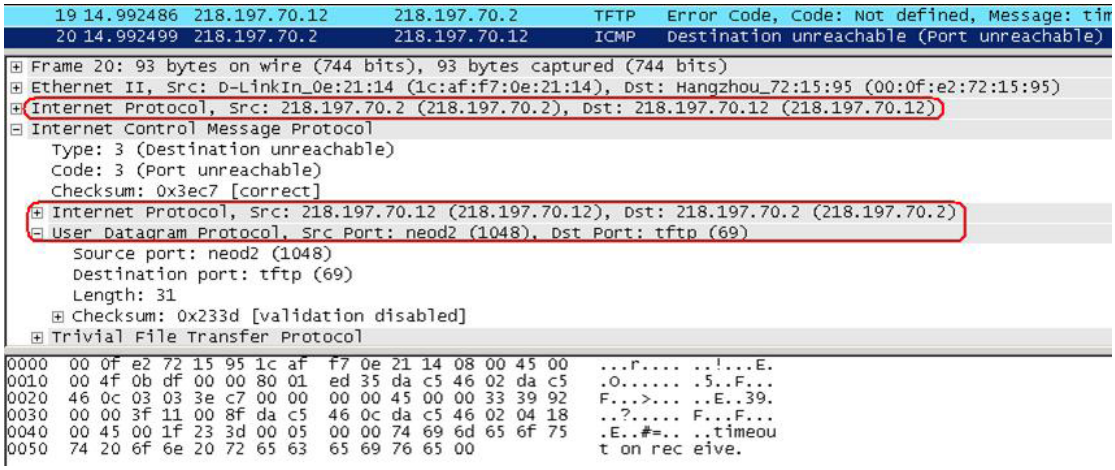


图8 外网ICMP差错报文结构

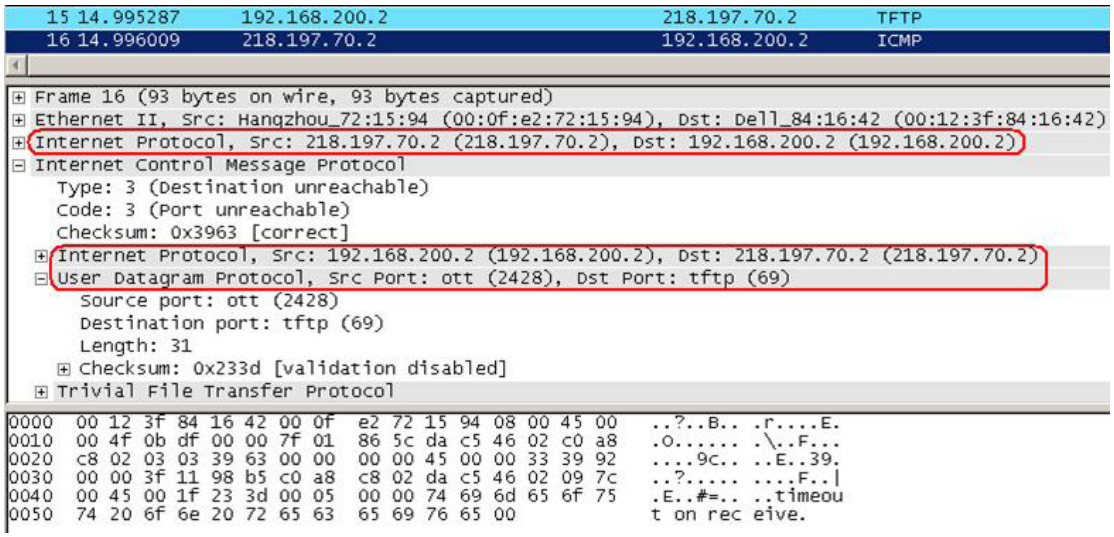


图9 内网ICMP差错报文结构

比较内网和外网的报文之后答案已经非常清楚了，设备根据ICMP差错报文体中的IP地址和端口号匹配设备上的NAT表，再根据这个NAT表项对报文目的IP，以及报文体中的源IP和源端口进行了转换，然后发送到内网的PC1。

同时设备会根据ICMP差错报文对相应的会话进行加速老化，已达到节省设备资源的目的。刚才老化

时间还是120秒的表项在收到ICMP差错报文后迅速将老化时间调整为15秒。会话状态也由UDP-OPEN变为了Accelerate。

```
Initiator:
  Source IP/Port : 192.168.200.2/2428
  Dest IP/Port   : 218.197.70.2/69
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Responder:
  Source IP/Port : 218.197.70.2/69
  Dest IP/Port   : 218.197.70.12/1048
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Pro: UDP(17)    App: TFTP          State: Accelerate
Start time: 2011-05-28 13:17:49  TTL: 14s
Root                             Zone(in): Private
                                 Zone(out): Public
Received packet(s)(Init): 9 packet(s) 403 byte(s)
Received packet(s)(Reply): 0 packet(s) 0 byte(s)
```

分片报文的NAT转换

在PAT转换类型的NAT地址转换中，NAT除了对IP地址转换外，还使用到TCP或UDP报文的端口号、ICMP报文的ICMP头中的Identifier字段信息。当一个报文被分成若干片之后，这些信息只有首片报文会携带，后续分片报文依靠报文ID、分片标志位、分片偏移量依次关联到前一个分片。以ICMP报文为例，说明NAT对分片的IP报文进行的处理。在ICMP报文分片后，只有在首片ICMP报文中包含ICMP头的Identifier字段。在首片报文到达NAT设备后，按照正常的转换流程，根据源IP地址和Identifier信息生成转换表项并转发出去。在第二个及后续分片到达后，由于只包含IP地址却没有Identifier信息，可能因此无法进行NAT转换。解决的办法有两种：

1) 先重组，再进行NAT转换，在分片报文到达后，先进缓存，等属于这个IP报文的所有分片到达后进行虚拟分片重组，再进行NAT地址转换。最后将NAT转换完成的IP报文按照顺序发送出去。

2) 在首片到达并转换后，设备记录并保存转换首片使用的IP及Identifier信息，并在后续分片到达后应用同样的转换表项进行转换。

在H3C SecPath F1000-E中会由流分类和虚拟分片重组两个模块对分片报文进行处理。首先流分类会对到达设备的报文进行标识，如果是非首片的IP报文，流分类模块会将这个报文打上和其首片报文相同的标记，交给后续模块处理。NAT模块根据这个标识就可以判断如何对非首片的IP报文进行NAT转换了。

而虚拟分片重组所解决的就是报文乱序到达设备的情况，也就是使用上面的第一种方法对分片的报文进行NAT转换。

多核产品的无限连接

最后我们来介绍一下多核产品特有的NAT无限连接。

顾名思义，NAT无限连接就是内网通过NAT访问外网不会受到公网地址数量的影响，并发访问的数量只与设备的最大会话数相关。

前面我们讲到，设备在判断从外网进入内网的报文是否合法是采用了五元组匹配，源地址、源端口号、协议类型、目的地址、目的端口号必须完全一样设备才会唯一确认一个表项。这里我们可以做一个实验，配置NAT设备的公网地址只有一个，并且配置成了高优先级。也就是说在内网所有的PC全部使用相同的协议访问外网同一台服务器、同一个端口的情况下，SecPath F1000-E可以支持64512个并发会话。

```
<SecPath F1000-E>display session statistics
Current session(s):64514
        Current     TCP session(s): 1
              Half-Open: 0          Half-Close: 0
        Current     UDP session(s): 64512
        Current    ICMP session(s): 0
        Current   RAWIP session(s): 0

Current relation table(s): 0

Session establishment rate:        0/s
        TCP        Session establishment rate:        0/s
        UDP        Session establishment rate:        0/s
        ICMP       Session establishment rate:        0/s
        RAWIP      Session establishment rate:        0/s

Received     TCP:            100945 packet(s)          22944126 byte(s)
Received     UDP:           1222623 packet(s)          63581139 byte(s)
Received    ICMP:            630395 packet(s)          17777039 byte(s)
Received   RAWIP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped      TCP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped      UDP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped     ICMP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped    RAWIP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
```

如果访问的目的地址有两个，则并发会话数可以达到129024个：

```
<SecPath F1000-E>display session statistics
Current session(s):129026
        Current     TCP session(s): 0
              Half-Open: 0          Half-Close: 0
        Current     UDP session(s): 129024
        Current    ICMP session(s): 0
        Current   RAWIP session(s): 0

Current relation table(s): 0

Session establishment rate:        0/s
        TCP        Session establishment rate:        0/s
        UDP        Session establishment rate:        0/s
        ICMP       Session establishment rate:        0/s
        RAWIP      Session establishment rate:        0/s

Received     TCP:            150635 packet(s)          62257395 byte(s)
Received     UDP:           2940678 packet(s)         152925584 byte(s)
Received    ICMP:            630395 packet(s)          17777039 byte(s)
Received   RAWIP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped      TCP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped      UDP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped     ICMP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
Dropped    RAWIP:                 0 packet(s)                 0 byte(s)
```

从下面的详细会话表项可以看到，经过NAT转换后，相同的源地址+端口可以与不同的目的地址+端口建立会话对应关系。

```
Initiator:
  Source IP/Port : 192.168.200.3/52024
  Dest IP/Port   : 218.197.70.3/5000
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Responder:
  Source IP/Port : 218.197.70.3/5000
  Dest IP/Port   : 218.197.70.200/65535
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Pro: UDP(17)    App: unknown                    State: UDP-OPEN
Start time: 2011-05-28 17:24:12  TTL: 9881s
Root                            Zone(in): Private
                                Zone(out): Public
Received packet(s)(Init): 2 packet(s) 104 byte(s)
Received packet(s)(Reply): 0 packet(s) 0 byte(s)

Initiator:
  Source IP/Port : 192.168.200.3/50215
  Dest IP/Port   : 218.197.70.4/5000
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Responder:
  Source IP/Port : 218.197.70.4/5000
  Dest IP/Port   : 218.197.70.200/65535
  VPN-Instance/VLAN ID/VLL ID:
Pro: UDP(17)    App: unknown                    State: UDP-OPEN
Start time: 2011-05-28 17:18:28  TTL: 9697s
Root                            Zone(in): Private
                                Zone(out): Public
Received packet(s)(Init): 6 packet(s) 312 byte(s)
Received packet(s)(Reply): 0 packet(s) 0 byte(s)
```

而在真实的网络中，内网PC访问的目的IP和端口的组合可能有几千甚至上万个。那么NAT所能支持的并发数量也就变成了64512与目的地址数量的乘积，在理论上已经接近无限个了。

小结

虽然NAT可以解决IP地址空间不足，也可以很好地隐藏内部网络的拓扑结构，使网络更安全。但是它毕竟修改了报文的内容，随着应用场景的不断增多，相信还有很多需要NAT进行特殊处理的地方，这些地方有待于我们继续挖掘、探讨，使得NAT技术更加完善。■

UPnP基本原理以及在NAT中的应用

■ 文/王军

摘要

随着计算机产业以及计算机网络技术的迅猛发展，越来越多嵌入式设备的出现和家庭网络的发展，实现各种设备的互联互通已经成为人们的迫切需求，而实现家庭网络互联互通的关键是家庭网络的中间件技术。业界各大厂商都提出了自己的解决方案，其中以微软提出的UPnP最具有发展前途，也获得了最广发的支持，目前UPnP基本是家庭网络设备必须支持的特性之一。

UPnP是通用即插即用（Universal Plug and Play）的缩写，主要用于设备的智能互联互通，使用UPnP协议不需要设备驱动程序，它可以运行在目前几乎所有的操作系统平台上，使得在办公室、家庭和其他公共场所方便地构建设备互联互通成为可能。

本文介绍了UPnP所定义的基本协议（如SSDP、GENA、SOAP等），重点分析了UPnP实现的基本工作流程，并通过抓包工具捕获数据包，对各种流程传递的协议报文进行详尽分析，最后结合NAT技术，重点叙述UPnP在NAT技术中的应用。

UPnP的结构规范

UPnP最大的愿景是希望任何设备一旦连接上网络，所有在网络上的设备马上就能知道有新设备加入，这些设备彼此之间能互相通信，更能直接使用或者控制它，一切都不需要人工设置，完全的即插即用。

UPnP的基本组件

服务、设备和控制点是UPnP网络的基本组件，它们之间的关系图如图1所示：

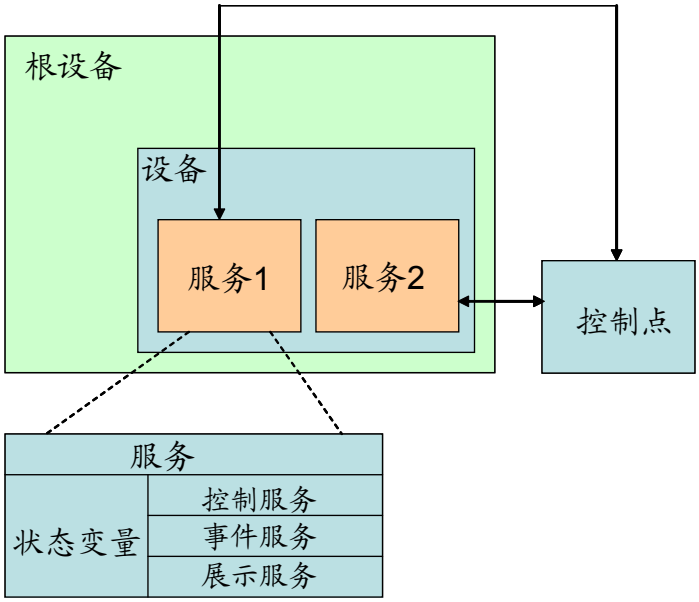


图1 UPnP组件图

◆ 设备（Device）

UPnP网络中定义的设备具有很广泛的含义，各种各样的家电、电脑外设、智能设备、无线设备、个人电脑等等都可以称之为设备。一台UPnP设备可以是多个服务的载体或多个子设备的嵌套

◆ 服务（Service）

在UPnP网络中，最小的控制单元就是服务。服务描述的是指设备在不同情况下的动作和设备的状态。例如，时钟服务可以表述为时间变化值、当前的时间值以及设置时间和读取时间两个活动，通过这些动作，就可以控制服务。

◆ 控制点（Control Point）

在UPnP网络中，控制点指的是可以发现并控制其他设备的控制设备。在UPnP网络中，设备可以和控制点合并，为同一台设备，同时具有设备的功能和控制点的功能，即可以作为设备提供服务，也可以作为控制点发现和控制其他设备。

UPnP的部分术语

◆ UUID

UUID含义是通用唯一识别码（Universally Unique Identifier），其目的是让分布式系统中的所有元素都有唯一的标识，其格式为xxxxxxxx-xxxx-xxxx-xxxxxxxxxxxxxxxx（8-4-4-16），分别表示当前的日期、时间、始终序列、全局唯一的IEEE机器标识，如果有网卡，则从网络的MAC地址获取，没有网卡则以其他方式获得。

◆ UDN

单一设备名字（Unique Device Name），基于UUID，表示一个设备，在不同的时间，对于同一台设备此值应该是唯一的。

◆ URI

Web上可用的每种资源，包括HTML文档、图像、视频片段、程序等，由一个通用资源标志符（Universal Resource Identifier，简称”URI”）进行定位。URI一般有三部分组成：访问资源的命名机制、存在资源的主机名、资源自身的名称，有路径表示。考虑下面的URI，它表示了当前的HTML 4.0规范； http://www.webmonkey.com.cn/html/html40/它表示一个可通过HTTP协议访问的资源，位于主机www.webmonkey.com.cn上，通过路径“/html/html40”访问

◆ URL

URL是URI命名机制的一个子集，URL是Uniform Resource Location的缩写，译为“统一资源定位符”。形象点说，URL是Internet上用来描述信息资源的字符串，主要用在各种WWW客户程序和服务器程序上，采用URL可以用一种统一的格式来描述各种信息资源，包括文件、服务器的地址和目录等。

◆ URN

URN是URL的一种更新形式，统一资源名称（Uniform Resource Name）。唯一标识一个实体的标识符，但是不能给出实体的位置。URN可以提供一种机制，用于查找和检索定义特定命名空间的架构文件。尽管普通的URL可以提供类似的功能，但是URN更强大更容易管理，因为它可以引用多个URL。

UPnP协议栈

UPnP定义了设备之间、设备和控制点、控制点之间通信的协议。完整的UPnP有设备寻址、设备发现、设备描述、设备控制、事件通知和基于Html的描述等几部分构成。UPnP设备协议栈如图2所示：

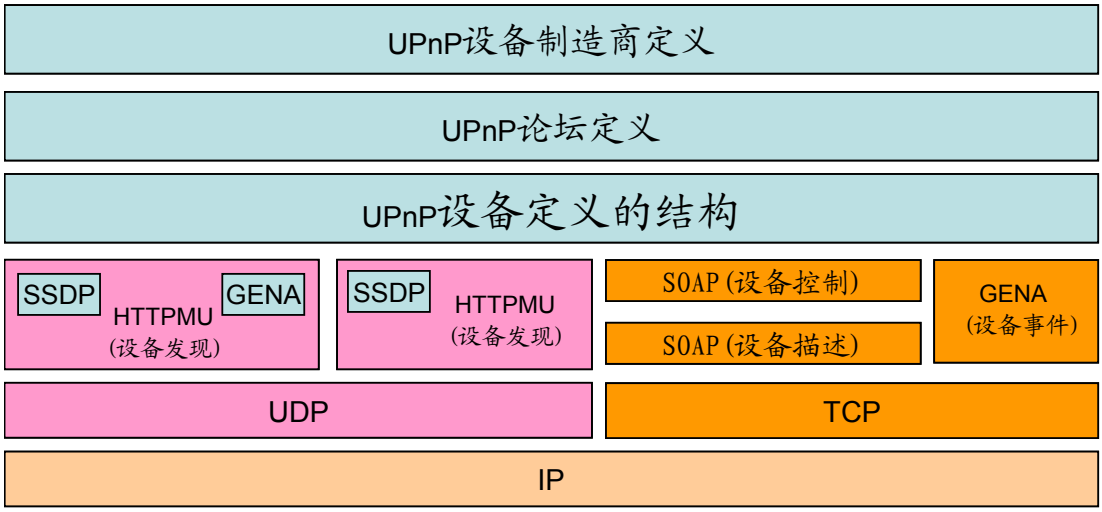


图2 UPnP协议栈

UPnP协议结构最底层的TCP/IP协议是UPnP协议结构的基础。IP层用于数据的发送与接收。对于需要可靠传送的信息，使用TCP进行传送，反之则使用UDP。UPnP对网络的底层没有要求，可以是以太网、WIFI、IEEE1394等等，只需支持IP协议即可。

构建在TCP/IP协议之上的是HTTP协议及其变种，这一部分是UPnP的核心，所有UPnP消息都被封装在HTTP协议及其变种中。HTTP协议的变种是HTTPU和HTTPMU，这些一些的格式沿袭了HTTP协议，只不过与HTTP不同的是他们通过UDP而非TCP来承载的，并且可用于组播进行通信。

SSDP协议

简单服务发现协议（Simple Service Discovery Protocol：SSDP），是内建在HTTPU/HTTPMU里，定义如何让网络上有的服务被发现的协议。具体包括控制点如何发现网络上有哪些服务，以及这些服务的资讯，还有控制点本身宣告他提供哪些服务。该协议运用在UPnP工作流程的设备发现部分。

SOAP协议

简单对象访问协议（Simple Object Access Protocol：SOAP）定义如何使用XML与HTTP来执行远程过程调用（Remote Procedure Call）。包括控制点如何发送命令消息给设备，设备收到命令消息后如何发送响应消息给控制点。该协议运用在UPnP工作流程的设备控制部分。

GENA协议

通用事件通知架构（Generic Event Notification Architecture：GENA）定义在控制点想要监听设备的某个服务状态变量的状况时，控制点如何传送订阅信息并如何接收这些信息时用的，该协议运用在UPnP工作流程的事件订阅部分。

UPnP实现的工作流程

图3是UPnP的运行流程，我们先大概介绍下

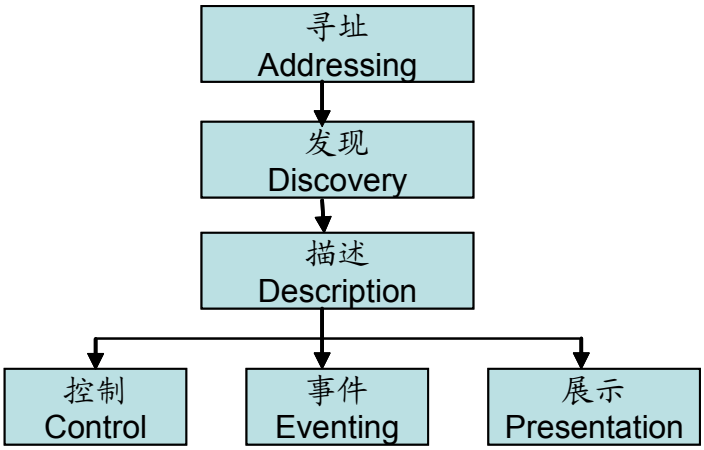


图3 UPnP的运行流程

1、首先控制点和设备都先获取IP地址后才能进行下一步的工作；

2、控制点首先要寻找整个网络上的UPnP设备，同时网络上的设备也要宣告自身的存在；

3、控制点要取得设备的描述，包括这些设备提供什么样的服务；

4、控制点发出动作信息给设备；

5、控制点监听设备的状态，当状态改变时作出相应的处理动作；

寻址（Addressing）

UPnP网络的基础是TCP/IP，这就决定了每一个UPnP组件必须有IP地址。一台UPnP设备寻址的一般过程是：首先向DHCP服务器发送DHCP Discover的消息，如果在指定的时间内，设备没有收到DHCP Offers回应消息，设备必须使用AUTO-IP完成IP地址的获取。当然也可以使用静态配置的IP地址。

发现（Discovery）

连接到网络上的设备确定了IP地址之后，就会进入发现操作阶段。设备发现是UPnP实现的第一步。设备发现是由简单发现协议SSDP来完成的。当一台设备加入到网络中，发现过程允许设备向网络上的控制节点告之它提供的服务，当一个控制点加入到网络中，设备发现过程允许控制点寻找网络上感兴趣的设备。在这两种情况下，基本的交换信息就是发现消息。发现消息包括设备的一些特定信息或者某项服务的信息，例如它的类型、标志符、等等。图4是发现流程的框架图：

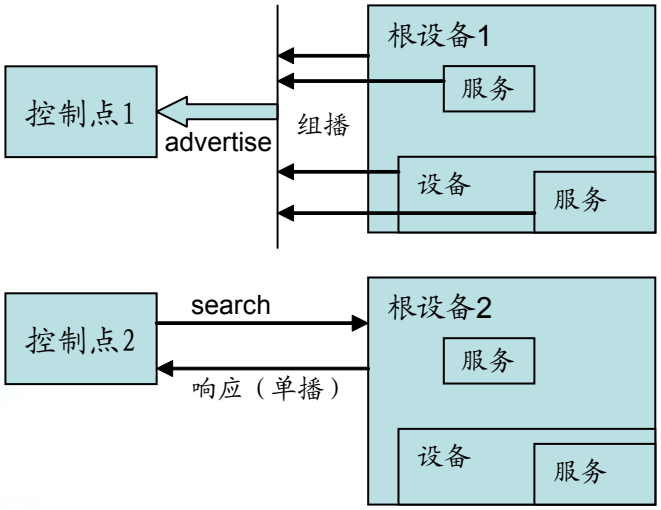


图4 发现过程框架图

描述（Description）

UPnP的第二步是设备描述。在控制点发现一台设备后，控制点对该设备可能仅仅知道设备或者服务的UPnP类型，设备的UUID和设备描述的URL地址，还需要知道更多的信息。控制点可以从发现消息中得到设备描述的URL，通过URL取回设备描述的信息。设备描述的一般过程图如图5所示：

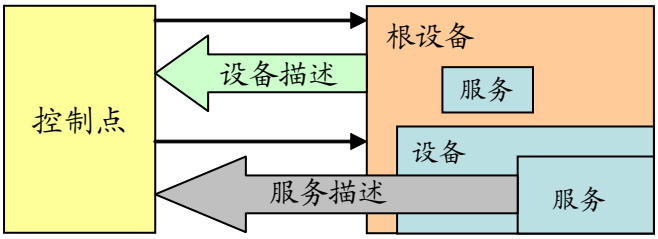


图5 设备描述以及服务描述

◆ 设备描述

UPnP对某一设备的描述以XML形式来表示，设备描述包括制造商信息、模块名称和编号、序列号等等。对于一个物理设备可以包含多个逻辑设备，多个逻辑设备既可以是一个根设备其中嵌入多个设备，也可以是多个根设备的方式存在。设备描述由设备制造商提供，采用XML描述，遵循UPnP框架协议。

◆ 服务描述

服务的描述包含一系列内容，具体有服务运行时刻的状态，运行时间等等。服务描述也有设备制造商提供，采用XML描述，遵循UPnP框架协议。

控制（Control）

在接手设备和服务描述之后，控制点可以向这些服务发出动作，同时控制点也可以轮询服务的当前状态。控制点将动作发送到设备服务，在动作完成或者失败后，服务返回相应的结果或者错误信息。其基本过程如图6所示：

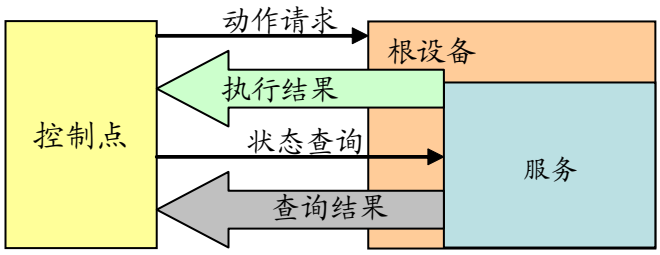


图6　控制过程示意图

为了控制一台设备，控制点向设备服务发出一动作，这一般是由控制点向服务的控制URL地址发送一个适当的控制消息。而服务则会对此动作出响应，返回相关的结果或错误。

事件（Even ting）

如上文的描述部分所述，一个即插即用服务描述包括服务响应的动作列表和运行时描述服务状态的变量列表。如果一个或多个状态被事件触发，服务将会在这些状态发生变化时发布更新，控制点可以订阅以获得此信息。通过这一事件，发布者指事件的来源（通常为设备服务），订阅者指事件目的地（通常为控制点）。

要订阅事件，订阅者可发送一条请求订阅消息。如果发布者收到此消息，它将以这个订阅到持续时间作为响应。要保持订阅，订阅者必须在订阅过期之前进行续订。当订阅者不再需要发布者发送的事件时，订阅者应当取消其订阅。

发布者通过发送事件消息提醒订阅者状态改变。在订阅者第一次订阅时，需要发送一个专门的初始化事件消息。该事件消息包含所有事件的名称和值，并且允许订阅者初始化其服务状态。为了支持多个控制点，在动作生效后所有订阅者均会收到通知。由此，将向所有订阅者发送全部事件消息。事件消息使用HTTP协议传送，事件详细定义在通用事件通知结构（GENA）协议中。

展示（Presentation）

在控制点发现设备和取得设备描述之后，展示也就开始了。如果设备拥有进行展示的URL，那么控制点就可以通过此URL取得一个页面，在浏览器中加载该页面，并根据页面功能，支持用户控制设备或浏览设备状态。每一项完成的程度取决于展示页面和设备的具体功能。

设备展示包含在设备描述的Presentation URL字段。设备展示可以完全由设备制造商提供，它采用HTML页的形式，使用HTTP进行发布。图7是展示的流程示意图：

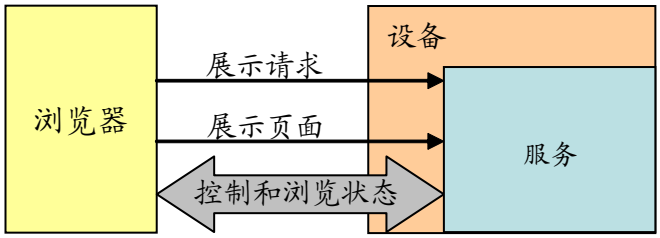


图7 展示示意图

UPnP在NAT中的应用

应用场景

如果用户是通过NAT接入Internet的，同时需要使用BC、电骡eMule等P2P这样的软件，这时UPnP功能就会带来很大的便利。利用UPnP能自动的把BC、电骡eMule等侦听的端口号映射到公网上，以便公网上的用户也能对NAT私网侧发起连接。

实现UPnP所需条件

必须同时满足三个条件：

◆ NAT网关设备必须支持UPnP功能；

◆ 操作系统必须支持UPnP功能；我们常见的Windows XP是支持UPnP的；

◆ 应用软件必须支持UPnP功能；比如BC、电骡eMule、MSN软件都是支持的；

以上三个条件必须同时满足，缺一不可。

NAT网关设备的设置

NAT网关设备的UPnP功能，不同的型号设置界面略有不同，有的设备是默认使能UPnP功能的，有是设备是需要手工使能，不同的设备界面和方法可能略有不同，某款设备的设置具体如下：

图8 网关设备上的UPnP使能

操作系统的UPnP功能设置

重点描述下Windows XP的UPnP功能如何启用。如果使用的是Windows XP SP2版本的系统，首先进入：控制面板——添加或删除程序——添加/删除Windows组件中，在“网络服务”中勾选“UPnP用户界面”，如图9：

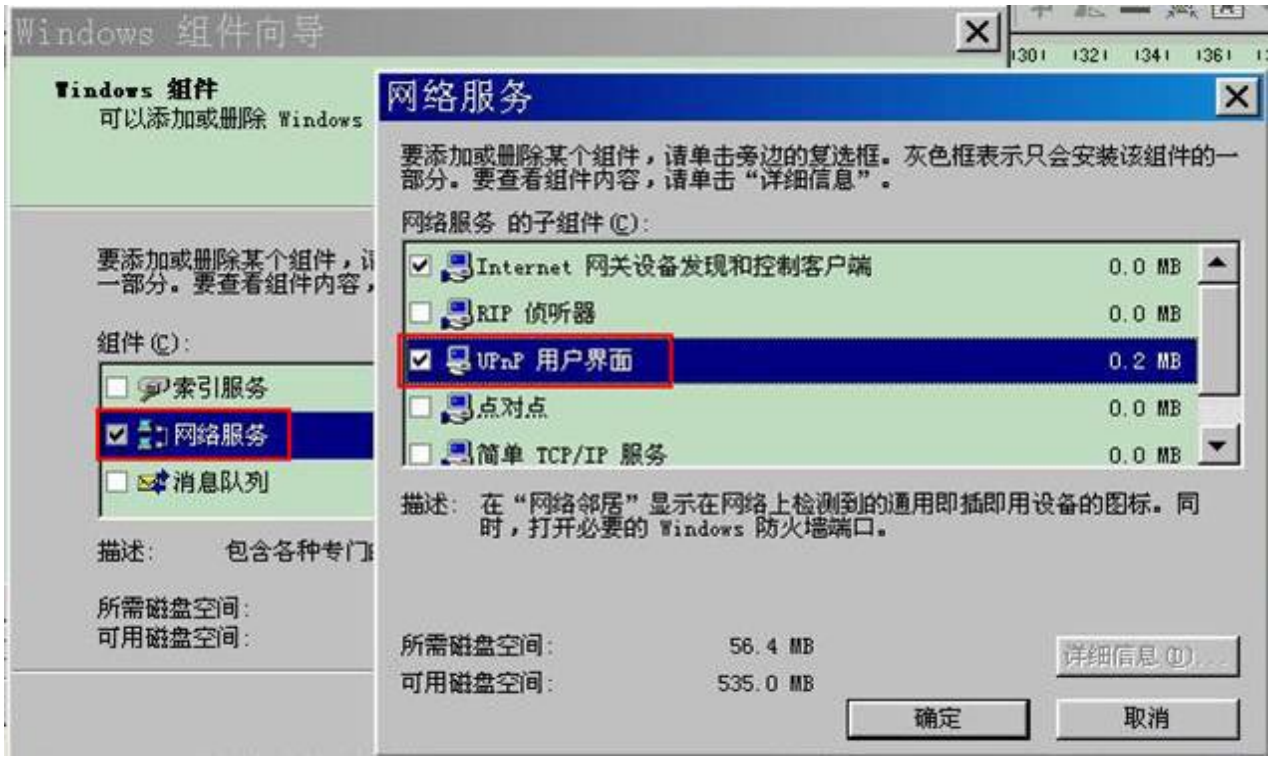


图9 UPnP安装截图

确定后，系统会自动安装相应的组件，可能会提示你插入安装光盘，按照提示完成即可。接着打开Windows 自带的防火墙，在“例外”选项中勾选“UPnP框架”，如图10：

接下来，在Windows中打开相应的UPnP服务：

进入“控制面板——管理工具——服务”，找到SSDP Discovery Service和

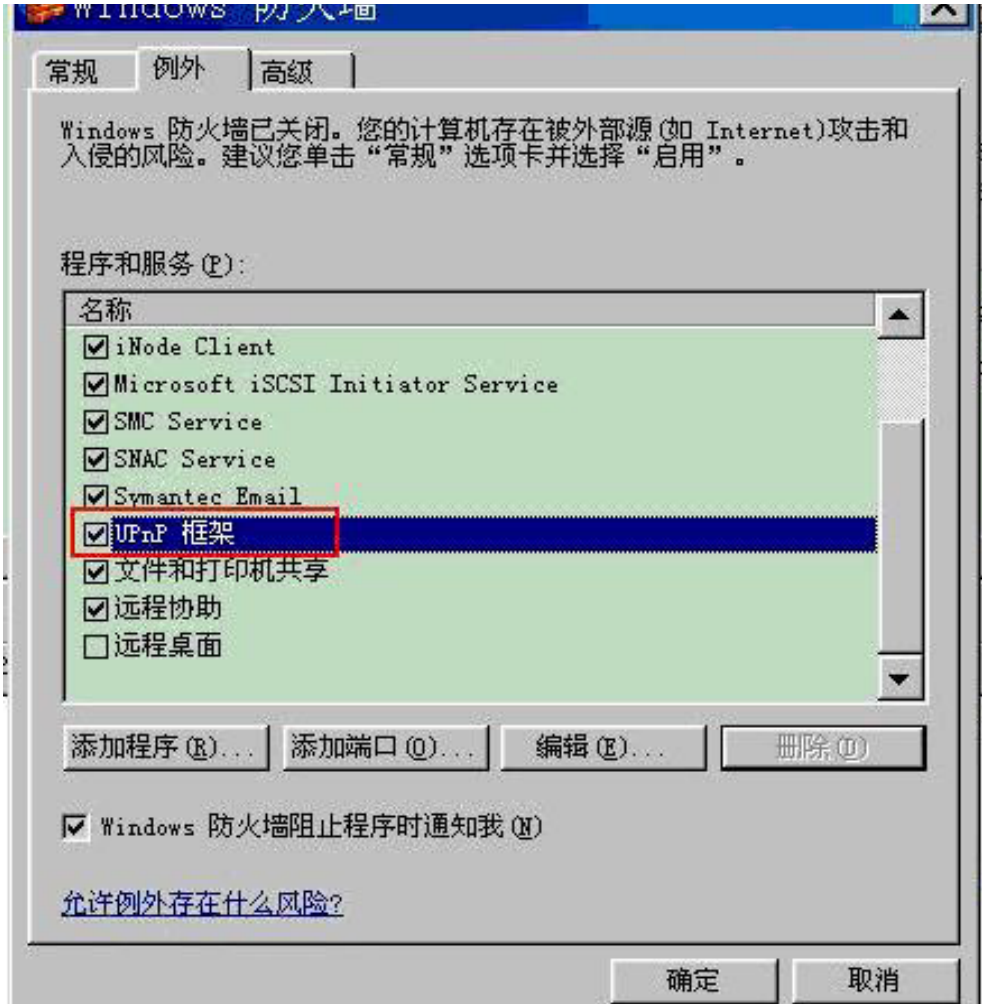


图10 UPnP中防火墙的设置

Universal Plug and Play Device Host两项服务，选择启动即可。设置完以上后，就可以在“网络连接”中看到多了Internet网关这表明添加UPnP已经成功了，如图10所示：

图11 UPnP成功后的网络接口

在应用层的设置就简单了，以BitComet v1.02版本为例来说明下。在选项——高级设置中，把“允许使用UPnP自动端口映射”前沟上。如图12所示：

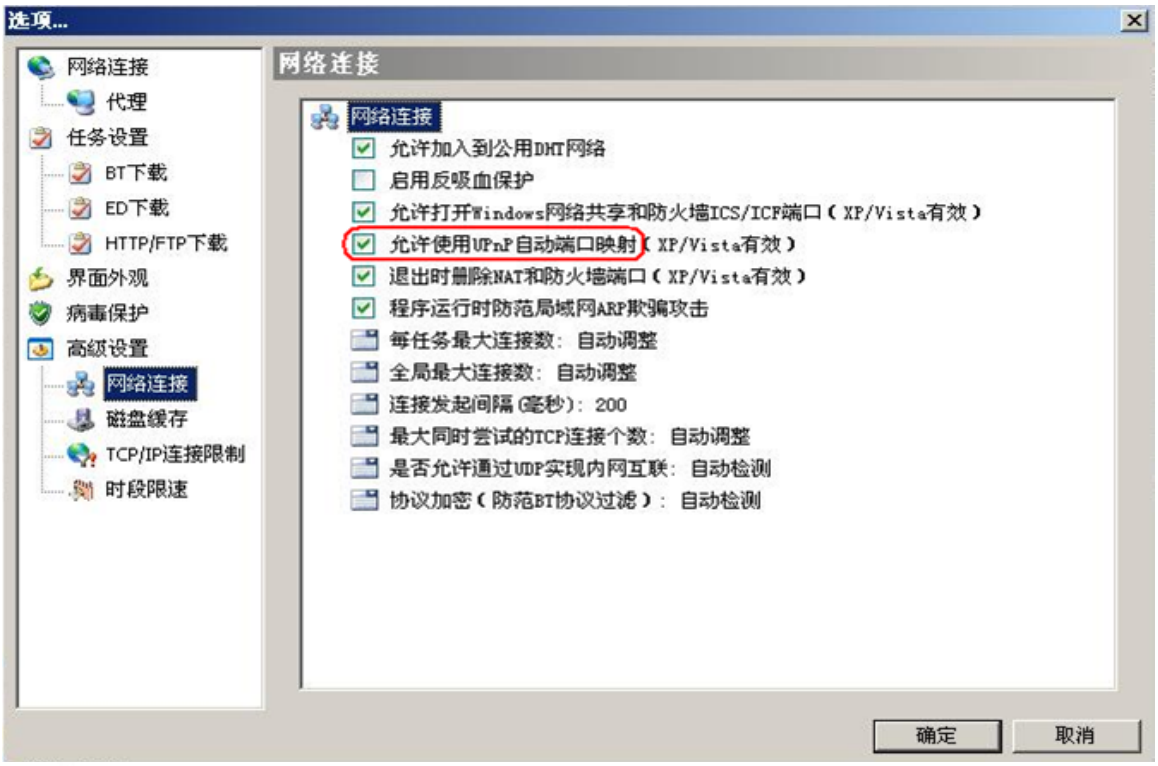


图12 BT软件中的端口映射

在“全局统计”页签中可以看到NAT端口映射已添加。这样在进行P2P下载时，在公网侧的其他用户也可以向处于私网中的用户发起连接，可以大大的提高下载效率与速度。如图13所示：

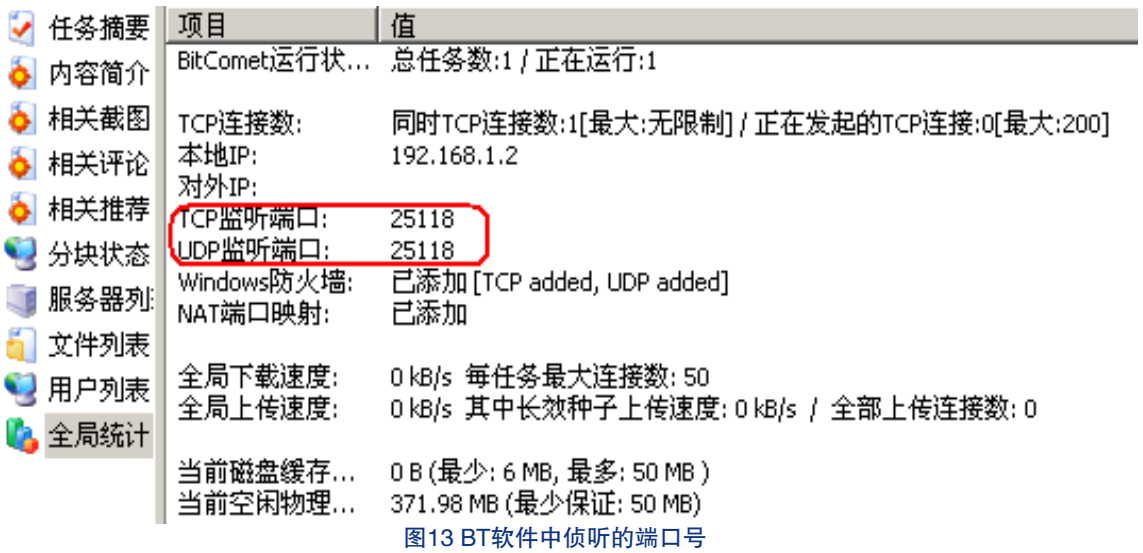


图13 BT软件中侦听的端口号

点击“Internet连接”右键属性，再点设置，可以看到BitComet所侦听的TCP和UDP端口已经被映射出来了。如图14所示：

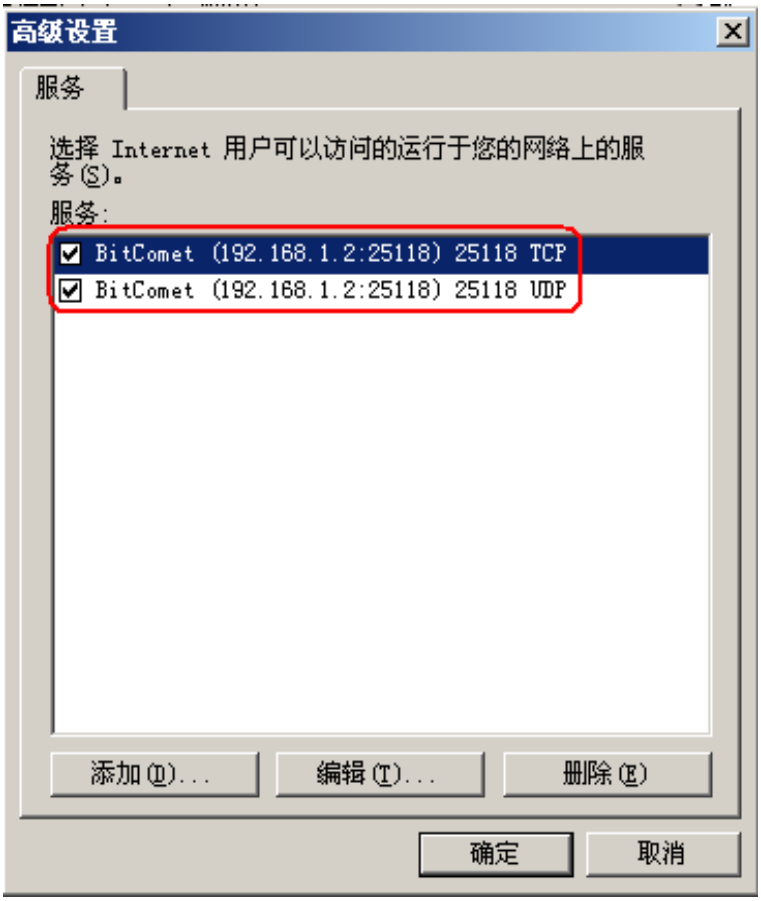


图14 成功映射的端口号

接下来我们来抓包分析，NAT的端口映射如何通过UPnP来自动完成的？

发现阶段的报文交互

设备发现是UPnP网络实现的第一步，设备发现是由简单发现协议SSDP（Simple Service Discovery Protocol）来定义的。设备发现分两种情况：

主动告知

设备加入到网络中，设备发现过程允许设备向网络上的控制点告知它提供的服务，并且定期发送。

NOTIFY * HTTP/1.1

HOST:239.255.255.250:1900

CACHE–CONTROL: max–age = seconds until advertisement expires

LOCATION: URL for UPnP description for root device

NT: search target(服务类型)

NTS: ssdp:alive

USN: advertisement UUID(不同服务的统一服务名，标示相同类型服务能力)

通过Ethereal抓包可以发现，支持UPnP的网关设备启动后会发出一系列SSDP的alive消息，用于向外通告自己。图15是设备发出的一系列SSDP消息，图16是其中一条消息的详情。

47	16.392421	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
48	16.393060	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
49	16.393668	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
50	16.394322	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
51	16.394988	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
52	16.395621	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
53	16.396280	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
54	16.396958	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
55	16.397627	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
56	16.398316	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
57	16.398595	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1

图15 SSDP消息截图一

```
392421   192.168.1.1        239.255.255.250    SSDP   NOTIFY * HTTP/1.1
⊞ Frame 47 (338 bytes on wire, 338 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: Hangzhou_25:2b:52 (00:0f:e2:25:2b:52), Dst: 01:00:5e:7f:ff:
⊞ Internet Protocol, Src: 192.168.1.1 (192.168.1.1), Dst: 239.255.255.250 (239.
⊟ User Datagram Protocol, Src Port: 50004 (50004), Dst Port: 1900 (1900)
    Source port: 50004 (50004)
    Destination port: 1900 (1900)
    Length: 304
    Checksum: 0xb4ae [correct]
⊟ Hypertext Transfer Protocol
  ⊟ NOTIFY * HTTP/1.1\r\n
      Request Method: NOTIFY
      Request URI: *
      Request Version: HTTP/1.1
    Server: Unknown/0.0 UPnP/1.0 Conexant-EmWeb/R6_1_0\r\n
    HOST: 239.255.255.250:1900\r\n
    NTS: ssdp:alive\r\n
    CACHE-CONTROL: max-age = 1830\r\n
    LOCATION: http://192.168.1.1:2800/InternetGatewayDevice.xml\r\n
    NT: upnp:rootdevice\r\n
    USN: uuid:ab270226-590c-8539-3c7d-8ee91a399470::upnp:rootdevice\r\n
    \r\n
```

图16 SSDP消息截图二

注意：上图location字段是网关向外通告了自己的IP地址以及UpnP监听的端口号，后续由设备向端口号2800发起TCP连接，利用XML来进行后续的描述、表示、控制等操作。

利用查询来发现

控制点加入到网络中时，设备发现过程允许控制点寻找网络上感兴趣的设备，并使得控制点获得设备能力的描述，同时控制点也可以向设备发送命令，侦听设备状态的改变，并将设备展示给用户。

查询消息

M-SEARCH * HTTP/1.1

HOST: 239.255.255.250:1900

MAN: ssdp:discover

MX:seconds to delay response

ST:search target

各个参数所表达的含义

MX：设置设备响应最长等待时间，设备响应在0和这个值之间随机选择响应延迟的值

ST：设置服务查询的目标，它必须是下面的类型：

ssdp:all 搜索所有设备和服务

upnp:rootdevice 仅搜索网络中的根设备

uuid:device-UUID 查询UUID标识的设备

urn:schemas-upnp-org:device:device-

type:version查询device-Type字段指定的设备类型，设备类型和版本由UPNP组织定义

urn:schemas-upnp-org:service:service-

type:version 查询service-Type字段指定的服务类型，服务类型和版本由UPNP组织定义

图17是PC向外发送的查询报文

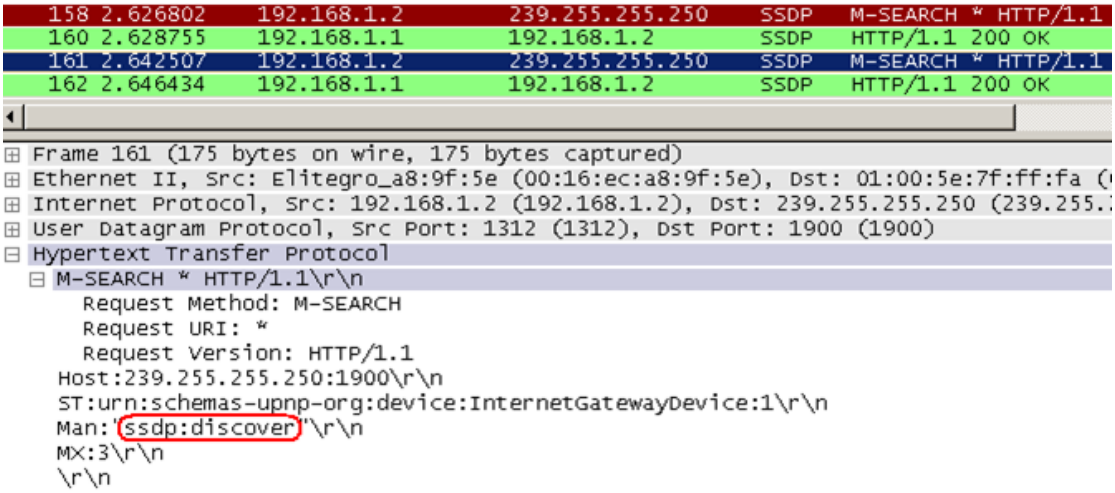


图17 PC向外发送的查询报文截图

响应消息

HTTP/1.1 200 OK

CACHE-CONTROL: max-age = seconds until advertisement expires

DATE: when reponse was generated

EXT:

LOCATION: URL for UPnP description for root device

SERVER: OS/Version UPNP/1.0 product/version

ST: search target

USN: advertisement UUID

各参数的意义

max-age指定通知消息存活时间，如果超过此时间间隔，控制点可以认为设备不存在

DATE： 指定响应生成的时间

EXT：向控制点确认MAN头域已经被设备理解

LOCATION：包含根设备描述得URL地址

SERVER：包含操作系统名，版本，产品名和产品版本信息。

ST：内容和意义与查询请求的相应字段相同

USN：表示不同服务的统一服务名，它提供了一种标识出相同类型服务的能力。

通过Ethereal抓包得到的响应消息，如图18所示：

```
192.168.1.1        192.168.1.2        SSDP   HTTP/1.1 200 OK

Frame 162 (369 bytes on wire, 369 bytes captured)
Ethernet II, Src: Hangzhou_25:2b:52 (00:0f:e2:25:2b:52), Dst: Elitegro_a8:9f:5
Internet Protocol, Src: 192.168.1.1 (192.168.1.1), Dst: 192.168.1.2 (192.168.1
User Datagram Protocol, Src Port: 1900 (1900), Dst Port: 1312 (1312)
Hypertext Transfer Protocol
  HTTP/1.1 200 OK\r\n
    Request Version: HTTP/1.1
    Response Code: 200
  Server: Unknown/0.0 UPnP/1.0 Conexant-EmWeb/R6_1_0\r\n
  EXT:\r\n
  LOCATION: http://192.168.1.1:2800/InternetGatewayDevice.xml\r\n
  CACHE-CONTROL: max-age = 1830\r\n
  ST: urn:schemas-upnp-org:device:InternetGatewayDevice:1\r\n
  USN: uuid:ab270226-590c-8539-3c7d-8ee91a399470::urn:schemas-upnp-org:device::
  \r\n
```

图18 响应消息截图

当在网关设备上去使能UpnP功能时，设备会向外发送SSDP的byebye消息。

SSDP：byebye消息

NOTIFY * HTTP/1.1

HOST:239.255.255.250:1900

NT:search target

NTS: ssdp:byebye

USN: advertisement UUID

发出的SSDP的byebye利用Ethereal抓包解析，具体如图19所示：（下页）

549028	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
549693	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
550445	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
551008	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
551674	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
552300	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
552958	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
553630	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
554285	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
554982	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1
555366	192.168.1.1	239.255.255.250	SSDP	NOTIFY * HTTP/1.1

```
⊞ Frame 352 (339 bytes on wire, 339 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: Hangzhou_25:2b:52 (00:0f:e2:25:2b:52), Dst: 01:00:5e:7f
⊞ Internet Protocol, Src: 192.168.1.1 (192.168.1.1), Dst: 239.255.255.250 (
⊟ User Datagram Protocol, Src Port: 50004 (50004), Dst Port: 1900 (1900)
    Source port: 50004 (50004)
    Destination port: 1900 (1900)
    Length: 305
    Checksum: 0xb744 [correct]
⊟ Hypertext Transfer Protocol
  ⊟ NOTIFY * HTTP/1.1\r\n
      Request Method: NOTIFY
      Request URI: *
      Request Version: HTTP/1.1
    Server: Unknown/0.0 UPnP/1.0 Conexant-EmWeb/R6_1_0\r\n
    HOST: 239.255.255.250:1900\r\n
    NTS: ssdp:byebye\r\n
    CACHE-CONTROL: max-age = 2000\r\n
    LOCATION: http://192.168.1.1:2800/InternetGatewayDevice.xml\r\n
    NT: upnp:rootdevice\r\n
    USN: uuid:ab270226-590c-8539-3c7d-8ee91a399470::upnp:rootdevice\r\n
    \r\n
```

图19 SSDP的byebye 消息截图

描述阶段的报文交互

UPnP网络结构的第二步是设备描述。在控点发现了一个设备之后，控制点仍然对设备知之甚少，控制点可能仅仅知道设备或服务的UPnP类型，设备的UUID和设备描述的URL地址。为了让控制点更多的了解设备和它的功能或者与设备交互，控制点必须从发现消息中得到设备描述的URL，通过URL取回设备描述。

设备描述是由设备制造商提供的，采用XML表述，并且遵循UPnP设备模版。此模版是由UPnP工作委员会生成的。设备描述包括制造商信息，包括模块名称和编号，序列号，制造商名称，制造商网站的URL等。对于一个物理设备可以包含多个逻辑设备，多个逻辑设备既可以是一个根设备其中嵌入多个设备，也可以是多个根设备的方式实现。

其中一个描述所建立的TCP连接如图20所示：

Source	Destination	Protocol	Info
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=16384 Len=0 MSS=142
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=0
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=233
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=234 Win=16384 Len=256
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [ACK] Seq=257 Ack=234 Win=16384 Len=1460
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=234 Ack=1717 Win=65535 Len=0
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [PSH, ACK] Seq=1717 Ack=234 Win=16384 Len=588
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=234 Ack=2305 Win=64947 Len=0
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [PSH, ACK] Seq=2305 Ack=234 Win=16384 Len=256
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [ACK] Seq=2561 Ack=234 Win=16384 Len=1460
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=234 Ack=4021 Win=65535 Len=0
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [PSH, ACK] Seq=4021 Ack=234 Win=16384 Len=588
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=234 Ack=4609 Win=64947 Len=0
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [PSH, ACK] Seq=4609 Ack=234 Win=16384 Len=256
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [ACK] Seq=4865 Ack=234 Win=16384 Len=1460
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=234 Ack=6325 Win=65535 Len=0
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [PSH, ACK] Seq=6325 Ack=234 Win=16384 Len=588
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=234 Ack=6913 Win=64947 Len=0
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 4296 [FIN, PSH, ACK] Seq=6913 Ack=234 Win=16384 Len
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	4296 > 2800 [ACK] Seq=234 Ack=7384 Win=64477 Len=0

图20 建立的TCP连接截图

用Ethereal的Follow TCP Stream来解析上面的报文：

```
GET /InternetGatewayDevice.xml HTTP/1.1
Accept: text/xml, application/xml
User-Agent: Mozilla/4.0 (compatible; UPnP/1.0; Windows NT/5.1)
Host: 192.168.1.1:2800
Connection: Keep-Alive
Cache-Control: no-cache
Pragma: no-cache

HTTP/1.1 200 OK
Server:Unknown/0.0 UPnP/1.0 Conexant-EmWeb/R6_1_0
Connection: close Content-Type: text/xml
Expires: Thu, 01 Jan 1970 00:00:00 GMT
Cache-Control: no-cache Pragma: no-cache

<?xml version="1.0"?>
<root xmlns="urn:schemas-upnp-org:device-1-0">
  <specVersion>
    <major>1</major>
    <minor>0</minor>
  </specVersion>
  <URLBase>http://192.168.1.1:2800/</URLBase>
  <device>
    <deviceType>urn:schemas-upnp-org:device:InternetGatewayDevice:1</deviceType>
    <friendlyName>Huawei-3Com IGD</friendlyName>
<manufacturer>Huawei-3Com</manufacturer>
<manufacturerURL>http://aolynk.huawei-3com.com/</manufacturerURL>
<modelDescription>Huawei-3Com UPnP IGD in ISOS 9.0.8.9</modelDescription>
<modelName>IGD</modelName>
<modelNumber>9.0.8.9</modelNumber>
<modelURL>http://www.vendor.com/model</modelURL>
<serialNumber>Prototype</serialNumber>
<UDN>uuid:ab270226-590c-8539-3c7d-8ee91a399470</UDN>
<UPC>Universal Product Code</UPC>
        <iconList>
      <icon>
 ............
```

控制阶段的报文交互

设备控制是UPnP网络的第三步。控制点先发送一个控制行为请求，要求设备开始服务，然后再按设备的URL发送相应的控制消息，控制消息是放置在XML文件中的那些SOAP格式的信息，最后，服务返回响应信息，指出服务是成功或是失败。对其中一个控制阶段所建立的TCP连接的如图21所示：

Source	Destination	Protocol	Info
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	1357 > 2800 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 1357 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=16384 Len=0 M
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	1357 > 2800 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=0
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	1357 > 2800 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=967
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 1357 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=968 Win=16384 Len=2
192.168.1.1	192.168.1.2	TCP	2800 > 1357 [FIN, PSH, ACK] Seq=257 Ack=968 Win=1638
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	1357 > 2800 [ACK] Seq=968 Ack=767 Win=64770 Len=0
192.168.1.2	192.168.1.1	TCP	1357 > 2800 [RST, ACK] Seq=968 Ack=767 Win=0 Len=0

图21 控制阶段所建立的TCP连接截图

用Ethereal的Follow TCP Stream来解析上面的报文：

```
POST /EmWeb/UPnP/Control/4 HTTP/1.1
Content-Type: text/xml; charset="utf-8"
SOAPAction: "urn:schemas-upnp-org:service:WANIPConnection:1#GetSpecificPortMappingEntry"
User-Agent: Mozilla/4.0 (compatible; UPnP/1.0; Windows 9x)
Host: 192.168.1.1:2800
Content-Length: 625
Connection: Keep-Alive
Cache-Control: no-cache
Pragma: no-cache
<?xml version="1.0"?>
<SOAP-ENV:Envelope xmlns:SOAP-ENV="http://schemas.xmlsoap.org/soap/envelope/" SOAP-ENV:encodingStyle="http://schemas.xmlsoap.org/soap/encoding/"><SOAP-ENV:Body><m:GetSpecificPortMappingEntryxmlns:m="urn:schemas-upnp-org:service:WANIPConnection:1"><NewRemoteHostxmlns:dt="urn:schemas-microsoft-com:datatypes"dt:dt="string"></NewRemoteHost><NewExternalPortxmlns:dt="urn:schemas-microsoft-com:datatypes"dt:dt="ui2">25118</NewExternalPort><NewProtocolxmlns:dt="urn:schemas-microsoft-com:datatypes"dt:dt="string">TCP</NewProtocol></m:GetSpecificPortMappingEntry></SOAP-ENV:Body></SOAP-ENV:Envelope>

HTTP/1.1 200 OK
Server: Unknown/0.0 UPnP/1.0 Conexant-EmWeb/R6_1_0
Connection: close
Content-Type: text/xml; charset=utf-8
Expires: Thu, 01 Jan 1970 00:00:00 GMT
Cache-Control: no-cache
Pragma: no-cache

<s:Envelope
  xmlns:s="http://schemas.xmlsoap.org/soap/envelope/"
  s:encodingStyle="http://schemas.xmlsoap.org/soap/encoding/">
 <s:Body>
<u:GetSpecificPortMappingEntryResponse xmlns:u="urn:schemas-upnp-org:service:WANIPConnection:1"><NewInternalPort>25118</NewInternalPort><NewInternalClient>192.168.1.2</NewInternalClient><NewEnabled>1</NewEnabled><NewPortMappingDescription>BitComet (192.168.1.2:25118) 25118 TCP</NewPortMappingDescription><NewLeaseDuration>0</NewLeaseDuration></u:GetSpecificPortMappingEntryResponse>
 </s:Body>
</s:Envelope>
```

通过上面可以看出，PC利用通过UPnP向网关发送的SOAP格式的控制消息，请求BitComet的TCP的25118端口映射，网关返回OK消息。

事件阶段和展示阶段的报文交互

设备事件是UPnP网络的第四步。一个服务的UPnP描述包括服务响应的动作列表和运行时模拟服务状态的变量列表。当这些变量改变时，就会产生一个事件，系统将修改事件列表的内容，事件服务器将事件向正个网络广播。控制点也可以事先向事件服务器预约事件

信息，保证控制点感兴趣的事件及时准确的传送过来。事件消息放在xml文件中，格式是GENA。在UpnP的自动端口映射没有该报文的交互。

```
NOTIFY delivery path HTTP/1.1
HOST: delivery host:delivery port
CONTENT-TYPE: text/xml
NT: upnp:event
NTS: upnp:propchange
SID: uuid:subscription-UUID
SEQ: event key
<e:propertyset xmlns:e="urn:schemas-upnp-org:event-1-0">
 <e:property>
 <variableName>new value</variableName>
 </e:property>
  Other variable names and values (if any) go here
</e:propertyset>
```

在展示阶段，UpnP的自动端口映射也没有该报文的交互。在此就略去。 ■

NAT穿越解决方案组网介绍

NAT技术的出现是为了解决IPv4地址日益短缺的问题。当IPv4网络的规模越来越大，可分配IP地址短缺的问题越来越严重，NAT技术作为IPv4向具有更大地址空间的IPv6过渡过程中出现的一种解决方案，可以较好的解决这个问题。

NAT技术在解决地址短缺问题的同时也带来了新的问题。现存的大多数协议在设计时并未考虑NAT的兼容性，因此当报文穿透NAT设备时，虽然网络层和传输层地址得到修改，但是携带于应用层协议中的网络地址还是私网地址，对端根据此地址路由返回包时就会失败。另外，NAT技术的特性使得绑定只有在报文从私网发往公网时才会创建，因此公网中的网络个体无法主动与私网中的个体建立连接。这些是NAT穿透问题的由来。

对于NAT技术带来的第一个问题的一个解决方案是扩展应用层协议使其具有适用于NAT的路由功能，以SIP为例，通过在协议中引入received和report参数，应用层可以获知返回包下一跳的真实地址（NAT转换后的地址），从而使信令交互可以继续，（如STUN技术）。另一个办法是把应用层协议中的私网地址直接修改为公网地址，修改可以在终端完成，也可以在NAT设备完成。需要注意的是由于NAT类型的不同，通过修改应用层地址的方式并不总是能奏效，比如在symmetric NAT中，转换后的实际公网地址是跟公网目的地址相关的，因此在这种NAT情况下，预先获得的公网地址（比如通过STUN）和转换后的实际的公网地址不同。中继（relay）方案作为效率不高但是最可靠的方式可以适用于所有的NAT组网环境，TURN就属于这样的方案。

对于第二个问题，即对处于私网中的网络个体路由的问题，这需要借助应用协议本身来完成。SBC就属于这样的例子，在SBC的方案中，处于内网中的个体通过向SBC注册使SBC成为个体的完全代理，由于SBC位于公网，因此对个体的路由就不成问题。

NAT穿越解决方案组网介绍 之一

STUN和TURN技术浅析

■ 文/顾雷雷

在现实Internet网络环境中，大多数计算机主机都位于防火墙或NAT之后，只有少部分主机能够直接接入Internet。很多时候，我们希望网络中的两台主机能够直接进行通信，即所谓的P2P通信，而不需要其他公共服务器的中转。由于主机可能位于防火墙或NAT之后，在进行P2P通信之前，我们需要进行检测以确认它们之间能否进行P2P通信以及如何通信。这种技术通常称为NAT穿透（NAT Traversal）。最常见的NAT穿透是基于UDP的技术，如RFC3489中定义的STUN协议。

STUN，首先在RFC3489中定义，作为一个完整的NAT穿透解决方案，英文全称是Simple Traversal of UDP Through NATs，即简单的用UDP穿透NAT。

在新的RFC5389修订中把STUN协议定位于为穿透NAT提供工具，而不是一个完整的解决方案，英文全称是Session Traversal Utilities for NAT，即NAT会话穿透效用。RFC5389与RFC3489除了名称变化外，最大的区别是支持TCP穿透。

TURN，首先在RFC5766中定义，英文全称是Traversal Using Relays around NAT:Relay Extensions to Session Traversal Utilities for NAT，即使用中继穿透NAT:STUN的扩展。简单的说，TURN与STURN的共同点都是通过修改应用层中的私网地址达到NAT穿透的效果，异同点是TURN是通过两方通讯的“中间人”方式实现穿透。

STUN

了解STUN之前，我们需要了解NAT的种类。

NAT对待UDP的实现方式有4种，分别如下：

1.Full Cone NAT

完全锥形NAT，所有从同一个内网IP和端口号发送过来的请求都会被映射成同一个外网IP和端口号，并且任何一个外网主机都可以通过这个映射的外网IP和端口号向这台内网主机发送包。

2.Restricted Cone NAT

限制锥形NAT，它也是所有从同一个内网IP和端口号发送过来的请求都会被映射成同一个外网IP和端口号。与完全锥形不同的是，外网主机只能够向先前已经向它发送过数据包的内网主机发送包。

3.Port Restricted Cone NAT

端口限制锥形NAT，与限制锥形NAT很相似，只不过它包括端口号。也就是说，一台IP

地址X和端口P的外网主机想给内网主机发送包，必须是这台内网主机先前已经给这个IP地址X和端口P发送过数据包。

4.Symmetric NAT

对称NAT，所有从同一个内网IP和端口号发送到一个特定的目的IP和端口号的请求，都

会被映射到同一个IP和端口号。如果同一台主机使用相同的源地址和端口号发送包，但是发往不同的目的地，NAT将会使用不同的映射。此外，只有收到数据的外网主机才可以反过来向内网主机发送包。

RFC3489/STUN

STUN（Simple Traversal of User Datagram Protocol Through Network Address Translators），即简单的用UDP穿透NAT，是个轻量级的协议，是基于UDP的完整的穿透NAT的解决方案。它允许应用程序发现它们与公共互联网之间存在的NAT和防火墙及其他类型。它也可以让应用程序确定NAT分配给它们的公网IP地址和端口号。STUN是一种Client/Server的协议，也是一种Request/Response的协议，默认端口号是3478。

报文结构

◆ 消息头

所有的STUN消息都包含20个字节的消息头，包括16位的消息类型，16位的消息长度和128位的事务ID。

字节

0	1	2	3
消息类型		消息长度	
事务ID			

消息类型许可的值如下：

0x0001：捆绑请求

0x0101：捆绑响应

0x0111：捆绑错误响应

0x0002：共享私密请求

0x0102：共享私密响应

0x0112：共享私密错误响应

消息长度，是消息大小的字节数，但不包括20字节的头部。

事务ID，128位的标识符，用于随机请求和响应，请求与其相应的所有响应具有相同的标识符。

◆ 消息属性

消息头之后是0或多个属性，每个属性进行TLV编码，包括16位的属性类型、16位的属性长度和变长属性值。

字节

0	1	2	3
属性类型		属性长度	
属性ID			
……			

属性类型定义如下：

MAPPED-ADDRESS

MAPPED-ADDRESS属性表示映射过的IP地址和端口。它包括8位的地址族，16位的端口号及长度固定的IP地址。

RESPONSE-ADDRESS

RESPONSE-ADDRESS属性表示响应的目的地址

CHASNGE-REQUEST

客户使用32位的CHANGE-REQUEST属性来请求服务器使用不同的地址或端口号来发送响应。

SOURCE-ADDRESS

SOURCE-ADDRESS属性出现在捆绑响应中，它表示服务器发送响应的源IP地址和端口。

CHANGED-ADDRESS

如果捆绑请求的CHANGE-REQUEST属性中的“改变IP”和“改变端口”标志设置了，则CHANGED-ADDRESS属性表示响应发出的IP地址和端口号。

USERNAME

USERNAME属性用于消息的完整性检查，用于消息完整性检查中标识共享私密。USERNAME通常出现在共享私密响应中，与PASSWORD一起。当使用消息完整性检查时，可有选择地出现在捆绑请求中。

PASSWORD

PASSWORD属性用在共享私密响应中，与USERNAME一起。PASSWORD的值是变长的，用作共享私密，它的长度必须是4字节的倍数，以保证属性与边界对齐。

MESSAGE-INTEGRITY

MESSAGE-INTEGRITY属性包含STUN消息的HMAC-SHA1，它可以出现在捆绑请求或捆绑响应中；MESSAGE-INTEGRITY属性必须是任何STUN消息的最后一个属性。它的内容决定了HMAC输入的Key值。

ERROR-CODE

ERROR-CODE属性出现在捆绑错误响应或共享私密错误响应中。它的响应号数值范围从100到699。

下面的响应号，与它们缺省的原因语句一起，目前定义如下：

400（错误请求）：请求变形了。客户在修改先前的尝试前不应该重试该请求。

401（未授权）：捆绑请求没有包含MESSAGE-INTERITY属性。

420（未知属性）：服务器不认识请求中的强制属性。

430（过期资格）：捆绑请求没有包含MESSAGE-INTEGRITY属性，但它使用过期的共享私密。客户应该获得新的共享私密并再次重试。

431（完整性检查失败）：捆绑请求包含MESSAGE-INTEGRITY属性，但HMAC验证失败。这可能是潜在攻击的表现，或者客户端实现错误

432（丢失用户名）：捆绑请求包含MESSAGE-INTEGRITY属性，但没有USERNAME属性。完整性检查中两项都必须存在。

433（使用TLS）：共享私密请求已经通过TLS（Transport Layer Security，即安全传输层协议）发送，但没有在TLS上收到。

500（服务器错误）：服务器遇到临时错误，客户应该再次尝试。

600（全局失败）：服务器拒绝完成请求，客户不应该重试。

UNKNOWN-ATTRIBUTES

UNKNOWN-ATTRIBUTES属性只存在于其ERROR-CODE属性中的响应号为420的捆绑错误响应或共享私密错误响应中。

REFLECTED-FROM

REFLECTED-FROM属性只存在于其对应的捆绑请求包含RESPONSE-ADDRESS属性的捆绑响应中。属性包含请求发出的源IP地址，它的目的是提供跟踪能力，这样STUN就不能被用作DOS攻击的反射器。

属性空间分为可选部分与强制部分，值超过0x7fff的属性是可选的，即客户或服务器即使不认识该属性也能够处理该消息；值小于或等于0x7fff的属性是强制理解的，即除非理解该属性，否则客户或服务器就不能处理该消息。

实现原理

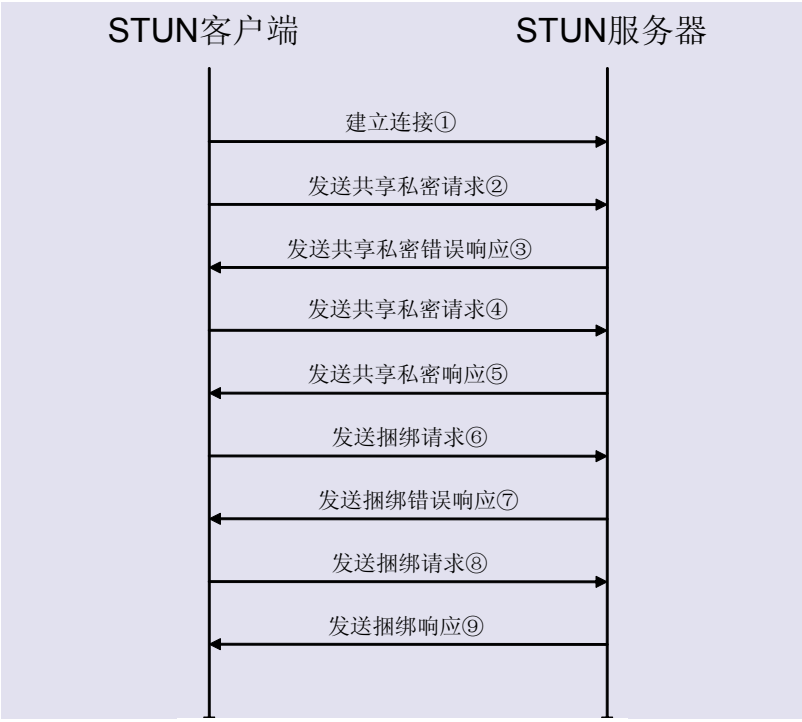


图1：STUN

STUN协议的完整交互过程如上，下面我们来介绍具体实现步骤。

一般情况下，客户会配置STUN服务器提供者的域名，该域名被解析为IP地址和SRV过程的端口号。服务器名是“stun”，使用UDP协议发送捆绑请求，使用TCP协议发送共享私密请求。STUN协议的缺省端口号为3478。

若要提供完整性检查，STUN在客户和服务器间使用128位的共享私密，作为在捆绑请求和捆绑响应中的密匙。

首先，客户通过发现过程获得它将与之建立TCP连接的IP地址和端口号。客户打开该地址和端口的连接，开始TLS协商，验证服务器的标识。客户发送共享私密请求。该请求没有属性，只有头。服务器生成响应。

客户会在该连接上生成多个请求，但在获得用户名和密码后关闭该连接。

服务器收到共享私密请求，验证从TLS连接上到达的该请求；如果不是通过TLS收到的请求，则生成共享私密错误响应，并设置ERROR-CODE属性为响应号433；这里区分两种情况：若通过TCP收到请求，则错误响应通过收到请求的相同连接发送；若通过UDP收到请求，则错误响应发送回请求送出的源IP和端口。

服务器检查请求中的任何属性，当其中有不理解的小于或等于0x7fff的值，则生成共享私密错误响应，设置ERROR-CODE属性为响应号420,并包括UNKNOWN-ATTRIBUTE属性，列出它不理解的小于或等于0x7fff的属性的值。该错误响应通过TLS连接发送。

若请求正确，服务器创建共享私密响应，包含与请求中相同的事务ID，并包含USERNAME和PASSWORD属性。用户名在10分钟内有效。

共享私密响应通过与收到请求的相同的TLS连接发送，服务器保持连接打开状态，由客户关闭它。

接着，客户发送捆绑请求，携带的属性包括：

◆ 可选属性：RESPONSE-ADDRESS属性和CHANGE-REQUEST属性；

◆ 强制属性：MESSAGE-INTEGRITY属性和USERNAME属性。

客户发送捆绑请求，通过客户重传来提供可靠性。客户开始用100ms的间隔重传，每次

重传间隔加倍，直至1.6秒。之间间隔1.6秒的重传继续，直到收到响应或总共已经发送了9次。因此，若9500ms后，还未收到响应，客户认为传输已经失败。

服务器检查捆绑请求的MESSAGE-INTEGRITY属性，不存在则生成捆绑错误响应，设置ERROR-CODE属性为响应号401；若存在，计算请求的HMACKey值。

服务器检查USERNAME属性，不存在则生成捆绑错误响应，设置ERROR-CODE属性为响应号432；若存在，但不认识该USERNAME的共享私密（例如，它超时了），生成捆绑错误响应，设置ERROR-CODE属性为响应号430。

若服务器知道该共享私密，但所计算的HMAC与请求的不同，生成捆绑错误响应，设置ERROR-CODE属性为响应号431。

假设消息完整性检查通过了，服务器检查请求中的任何属性的值，若遇到不理解的小于或等于0x7fff的值，生成捆绑错误响应，设置ERROR-CODE属性为响应号420，该响应包含UNKNOWN-ATTRIBUTE属性，并列出不理解的小于或等于0x7fff的属性。

若请求正确，服务器生成单个捆绑响应，包含与捆绑请求相同的事务ID。服务器在捆绑响应中加入MAPPED-ADDRESS属性，该属性的IP地址和端口号为捆绑请求的源IP地址和端口号。

捆绑响应的源地址和端口号取决于捆绑请求中CHANGE-REQUEST属性的值及捆绑请求收到的地址和端口号相关。总结如下：

表1：标志对数据包源和CHANGED-ADDRESS的影响

标志	源地址	源端口号	CHANGED-ADDRESS
无	Da	Dp	Ca:Cp
改变IP	Ca	Dp	Ca:Cp
改变端口号	Da	Cp	Ca:Cp
改变IP且改变端口号	Ca	Cp	Ca:Cp

服务器在捆绑响应中加入SOURCE-ADDRESS属性，包含用于发送捆绑响应的源地址和端口号；加入CHANGED-ADDRESS属性，包含源IP地址和端口号。

如果捆绑请求中包含了USERNAME和MESSAGE-INTEGRITY属性，则服务器在捆绑响应中加入MESSAGE-INTEGRITY属性。

如果捆绑请求包含RESPONSE-ADDRESS属性，则服务器在捆绑响应中加入REFLECTED-FROM属性：如果捆绑请求使用从共享私密请求获得的用户名进行认证，则REFLECTED-FROM属性包含共享私密请求到达的源IP地址和端口号；若请求中的用户名不是使用共享私密分配的，则REFLECTED-FROM属性包含获得该用户名的实体的源IP地址和端口号；若请求中没有用户名，且服务器愿意处理该请求，则REFLECTED-FROM属性包含请求发出的源IP地址和端口号。

服务器不会重传响应，可靠性通过客户周期性地重发请求来保障，每个请求都会触发服务器进行响应。

客户端判断响应的类型是捆绑错误响应还是捆绑响应。捆绑错误响应通常在请求发送的源地址和端口收到；捆绑响应通常在请求中的RESPONSE-ADDRESS属性的地址和端口收到，若没有该属性，则捆绑响应将在请求发送的源地址和端口号收到。

◆ 若是捆绑错误响应，客户检查响应中的ERROR-CODE属性的响应号：400至499之间的未知属性按属性400处理，500至599之间的未知属性按500处理，600至699之间的未知属性按600处理。任何100和399之间的响应都会使请求重传中止，但其他则忽略；若客户收到响应的属性类型大于0x7fff，则忽略该属性，若小于或等于0x7fff，则请求重传停止，并忽略整个响应；

◆ 若是捆绑响应，客户检查响应的MESSAGE-INTEGRITY属性：如果不存在，客户在请求中加入MESSAGE-INTEGRITY属性，并放弃该响应；如果存在，客户计算响应的HMAC。如果计算出的HMAC与响应中的不同，则放弃该响应，并警告客户可能受到了攻击；若计算出的HMAC与响应中的匹配，则过程继续；

◆ 不论收到捆绑响应还是捆绑错误响应，都将中止该请求的重传。客户在第一次响应后继续监听捆绑请求的响应10秒钟，如果这期间它收到任何消息类型不同的响应或不同的MAPPED-ADDRESS属性，它将警告用户可能受到攻击；并且，如果客户收到的捆绑响应次数超过它发送的捆绑请求数的两倍，它将警告用户可能受到攻击；若捆绑响应经过认证，上述攻击并未导致客户丢弃MAPPED-ADDRESS，则客户可以使用该MAPPED-ADDRESS和SOURCE-ADDRESS属性。

STUN功能举例

客户通过带外方式获得STUN服务器信息后，就打开对应的地址和端口的连接，并开始与STUN服务器进行TLS协商。一旦打开了连接，客户就通过TCP协议发送共享私密请求，服务器生成共享私密响应。STUN在客户和服务器间使用共享私密，用作捆绑请求和捆绑响应中的密匙。之后，客户使用UDP协议向STUN服务器发送捆绑请求，当捆绑请求消息到达服务器的时候，它可能经过了一个或者多个NAT。结果是STUN服务器收到的捆绑请求消息的源IP地址被映射成最靠近STUN服务器的NAT的IP地址，STUN服务器把这个源IP地址和端口号复制到一个捆绑响应消息中，发送回拥有这个IP地址和端口号的客户端。

当STUN客户端收到捆绑响应消息之后，它会将自己发送捆绑请求时绑定的本地IP地址和端口号同捆绑响应消息中的IP地址和端口号进行比较，如果不匹配，就表示客户端正处于一个或者多个NAT的前面。

在Full-Cone NAT的情况下，在捆绑响应消息中的IP地址和端口是属于公网的，公网上的任何主机都可以使用这个IP地址和端口号向这个应用程序发送数据包，应用程序只需要在刚才发送捆绑请求的IP地址和端口上监听即可。

当然，客户可能并不在一个Full-Cone NAT的前面，实际上，它并不知道自己在一个什么类型的NAT的前面。为了确定NAT的类型，客户端使用附加的捆绑请求。具体过程是很灵活的，但一般都会像下面这样工作：客户端再发送一个捆绑请求，这次发往另一个IP地址，但是使用的是跟上一次同一个源IP地址和源端口号，如果返回的数据包里面的IP地址和端口号和第一次返回的数据包中的不同，客户端就会知道它是在一个对称NAT的前面。客户端为了确认自己是否在一个完全锥形NAT的前面，客户端可以发送一个带有标志的捆绑请求，这个标志告诉服务器使用另一个IP地址和端口发送捆绑响应。换句话说，如果客户端使X/Y的IP地址端口对向A/B的IP地址端口对发送捆绑请求，服务器就会使用源IP地址和源端口号为C/D的地址端口对向X/Y发送捆绑响应。如果客户端收到了这个响应，它就知道它是在一个Full-Cone NAT前面。

STUN协议允许客户端请求服务器从收到捆绑请求的IP地址往回发捆绑响应，但是要使用不同的端口号。这可以用来检查客户端是否在Port Restricted Cone NAT的前面还是在Restricted Cone NAT的前面。

RFC5389/STUN

STUN协议在RFC5389中被重新命名为Session Traversal Utilities for NAT，即NAT会话穿透效用。在这里，NAT会话穿透效用被定位为一个用于其他解决NAT穿透问题协议的协议。它可以用于终端设备检查由NAT分配给终端的IP地址和端口号。同时，它也被用来检查两个终端之间的连接性，好比是一种维持NAT绑定表项的保活协议。STUN可以用于多种NAT类型，并不需要它们提供特殊的行为。

STUN本身不再是一种完整的NAT穿透解决方案，它相当于是一种NAT穿透解决方案中的工具。这是与RFC3489/STUN版本相比最重要的改变。

STUN用途

目前定义了三种STUN用途：

Interactive Connectivity Establishment（ICE）[MMUSIC-ICE]，交互式连接建立

Client-initiated connections for SIP [SIP-OUTBOUND]，用于SIP的客户端初始化连接

NAT Behavior Discovery [BEHAVE-NAT]，NAT行为发现

报文结构

◆ 消息头

STUN消息头为20字节，后面紧跟0或多个属性。STUN头部包含一STUN消息类型、magic cookie、事务ID和消息长度。

0	1	2	3
00	属性类型	属性长度	
	魔术字		
	事务ID（96位）		

每个STUN消息的最高位前2位必须为0。当STUN协议为多个协议多路复用时若使用的是同一个端口，这可以用于与其他协议区分STUN数据包。

消息类型确定消息的类别（如请求、成功回应、失败回应、标志）。虽然这里有四种消息类型，但可以分为2类事务：请求/响应事务、标志事务。

消息类型字段可进一步划分为下面结构：

M11	M10	M9	M8	M7	C1	M6	M5	M4	C0	M3	M2	M1	M0

消息类型定义如下：

0b00，表示请求

0b01，表示标志

0b10，表示成功响应

0b11，表示错误响应

魔术字域必须包含固定的值0x2112A442。在RFC3489中，该域是事务ID的一部分。配置魔术字允许服务器检测客户是否理解某些在改进的版本中增加的属性。另外，还可用于STUN多路复用时与其他协议的包进行区分。

96位的事务ID用于唯一的识别STUN事务。对于请求/响应事务，事务ID由STUN客户端来选择；对于标志事务，由代理（代理指支持STUN的客户端或服务器）来选择并发送。它主要服务于与请求相关的响应，因此它也扮演着一个帮助阻止确定类型的攻击的角色。服务器使用事务ID来唯一的标识出所有客户端的每一个事务。事务ID本身必须是唯一的，并且随机的从0到2的96-1次方中选择。重新发送相同的请求时，也必须使用新的事务ID。成功或错误响应必须携带与相对应的请求相同的事务ID。

消息长度字段不包括20字节的STUN头部。所有的STUN属性必须填充为4字节的倍数。消息长度字段的最后2位总是为0，这为区分STUN包与其他协议的包提供了另外一种方法。

◆ 消息属性

STUN头之后是0或多个属性。每个属性都采用TLV编码，16位的类型、16位的长度及

可变长度的值。每个STUN属性必须是4字节边界对齐。

字节

0	1	2	3
属性类型		属性长度	
属性ID			
……			

属性空间被划分为2个范围。属性的类型值在0x0000到0x7fff是强制理解属性，这意味着

除非STUN代理能够理解这些属性，否则将不能正常处理包含该属性的消息；属性的类型值在0x8000到0xffff范围是可选理解属性，这意味着如果STUN代理不能理解它们的话这些属性可以被忽略。

STUN属性类型集由IANA维护。

MAPPED-ADDRESS

MAPPED-ADDRESS属性标识了客户端反向传输地址（映射后的地址），这个属性只用于服务器向后兼容RFC3489的客户端。

XOR-MAPPED-ADDRESS

XOR-MAPPED-ADDRESS属性与MAPPED-ADDRESS属性是相同的，除了这映射后的地址经过了异或处理。（注意，异或运算是其自身的逆运算，再异或一下就可以得出真实的MAPPED-ADDRESS）

USERNAME

USERNAME属性用于消息完整性。它采用USERNAME和PASSWORD组合方式用于消息完整性检查。

MESSAGE-INTEGRITY

MESSAGE-INTEGRITY属性包含STUN消息的HMAC-SHA1。它可以出现在任何类型的STUN消息中。由于使用SHA1散列算法，HMAC将会是20字节。用作HMAC输入的文本是STUN消息，包括头部，直到且包括MESSAGE-INTEGRITY属性前面的属性。除了FINGERPRINT属性外，代理必须忽略其他出现在MESSAGE-INTEGRITY属性后的任何属性。

STUN消息头中的长度字段的值必须包括直到MESSAGE-INTEGRITY属性本身，但不包括任何在它之后的属性。

FINGERPRINT

FINGERPRINT属性可以存在于所有的STUN消息中，提供辅助区分STUN数据包与其他协议数据包的功能。属性的值为采用CRC32方式计算STUN消息直到但不包括FINGERPRINT属性的的结果，并与32位的值0x5354554e异或。

ERROR-CODE

ERROR-CODE属性被用于错误响应消息中。它包含一个在300至699范围内的错误响应号。错误响应号定义如下：

300：尝试代替，客户端应该使用该请求联系一个代替的服务器。这个错误响应仅在请求包括一个USERNAME属性和一个有效的MESSAGE-INTEGRITY属性时发送；否则它不会被发送，而是发送错误代码为400的错误响应；

400：错误请求，请求是变形了，客户在修改先前的尝试前不应该重试该请求。

401：未授权，请求未包括正确的资格来继续。客户应该采用一个合适的资格来重试该请求。

420：未知属性，服务器收到一个STUN包包含一个强制理解的属性但是它不会理解。服务器必须将不认识的属性放在错误响应的UNKNOWN-ATTRIBUTE属性中。

438：过期Nonce，客户使用的Nonce不再有效，客户应该使用响应中提供的Nonce来重试。

500：服务器错误，服务器遇到临时错误，客户应该再次尝试。

REALM

REALM属性可能出现在请求和响应中。在请求中表示长期资格将在认证中使用。当在错误响应中出现表示服务器希望客户使用长期资格来进行认证。

NONCE

NONCE属性可能出现在请求和响应消息中。

UNKNOWN-ATTRIBUTES

UNKNOWN-ATTRIBUTES属性只在错误代码为420的的错误响应中出现。

SOFTWARE

SOFTWARE属性用于代理发送消息时包含版本的描述。它用于客户端和服务器。它的值包括制造商和版本号。该属性对于协议的运行没有任何影响，仅为诊断和调试目的提供服务。SOFTWARE属性是个可变长度的，采用UTF-8编码的小于128个字符的序列号。

ALTERNATE-SERVER

ALTERNATE-SERVER属性标识一个备份的传输地址表明一个STUN客户可以尝试的不同的STUN服务器。属性格式与MAPPED-ADDRESS相同。IP地址族必须与请求的源IP地址的相同。

RFC5389与RFC3489的区别

RFC5389与RFC3489的不同点如下：

◆ 去掉STUN是一种完整的NAT穿透方案的概念，现在是一种用于提供NAT穿透解决方案的工具。因而，协议的名称变为NAT会话穿透效用；

◆ 定义了STUN的用途；

◆ 去掉了STUN关于NAT类型检测和绑定生命期发现的用法，去掉了RESPONSE-ADDRESS、CHANGED-ADDRESS、CHANGE-REQUEST、SOURCE-ADDRESS和REFLECTED-FROM属性；

◆ 增加了一个固定的32位的魔术字字段，事务ID字段减少了32位长度；

◆ 增加了XOR-MAPPED-ADDRESS属性，若魔术字在捆绑请求中出现时，该属性包括在捆绑响应中。否则，RFC3489中的行为是保留的（换句话说，捆绑响应中包括MAPPED-ADDRESS）；

◆ 介绍了消息类型字段的正式结构，带有一对明确的位来标识Request、Response、Error-Response或Indication消息。因此，消息类型字段被划分为类别和方法两部分；

◆ 明确的指出了STUN的最高2位是0b00，当用于ICE时可以简单的与RTP包区分开来；

◆ 增加指纹属性来提供一种明确的方法来检测当STUN协议多路复用时，STUN与其他协议之间的差异；

◆ 增加支持IPv6，IPv4客户端可以获取一个IPv6映射地址，反之亦然；

◆ 增加一个long-term-credential-based认证机制；

◆ 增加了SOFTWARE、REALM、NONCE和ALTERNATE-SERVER属性；

◆ 去掉了共享密匙方法，因此PASSWORD属性也去掉了；

◆ 去掉了使用连续10秒侦听STUN响应来识别一个攻击的做法；

◆ 改变事务计时器来增加TCP友好性；

◆ 去掉了STUN例子如集中分离控制和媒体面，代替的，在使用STUN协议时提供了更多的信息；

◆ 定义了一类填充机制来改变长度属性的说明；

◆ REALM、SERVER、原因语句和NONCE限制在127个字符，USERNAME限制在513个字节以内；

◆ 为TCP和TLS改变了DNS SRV规程，UDP仍然和以前保持一致；

新特性介绍

指纹机制

FINGERPRINT机制是一种可选的用于其他协议多路复用STUN时发送给相同的传输地址时区分STUN数据包的机制，该机制不支持与RFC3489相兼容。

在一些用途中，基于相同的传输地址时多个协议会多路复用STUN消息，例如RTP协议。STUN消息必须首先和应用报文分离开。目前，在STUN报头中有3种固定的字段可以用于该目的。尽管如此，在一些案例中，三种固定字段仍然不能充分的区别开。

当扩展的指纹机制被使用时，STUN代理在发送给其他STUN代理的消息中包括FINGERPRINT属性。当其他STUN代理收到时，除基本的检查之外，还将检查是否包含FINGERPRINT属性及它是否包含正确的值，至此，它将相信这是一个STUN消息。指纹机制帮助STUN代理检查其他协议那些看起来像是STUN消息的消息。

通过DNS发现服务器机制

STUN客户端可以使用DNS来发现STUN服务器的IP地址和端口。客户端必须知道服务器的域名。

当客户端希望找出服务器在公网上的位置就采用捆绑请求/响应事务，SRV（资源记录表）中服务器名称是“stun”。当通过TLS会话采用捆绑请求/响应事务，SRV中服务器名称为“stuns”。STUN用户可以定义额外的DNS资源记录服务名称。

STUN请求的默认端口是3478，用于TCP和UDP。STUN在TLS上的默认端口是5349。服务器能够在TLS上运行STUN与STUN在TCP上时使用相同的端口，只有服务器软件支持决定初始消息是否是TLS或STUN消息。

如果SRV中没有记录可查，客户端执行A或AAAA记录查找域名。结果将会是1张IP地址表，每一个都可以使用TCP或UDP采用默认端口号连接。通常要求使用TLS，客户端使用STUN在TLS上的默认端口号连接其中一个IP地址。

认证和消息完整性机制

短期证书机制

短期证书机制假设在STUN事务之前，客户端和服务器已经使用了其他协议来交换了证书，以username和password形式。这个证书是有时间限制的。

例如，在ICE用途中，两个终端使用带外方式交换信息来对username和password达成一致，并在媒体会话期间使用。

这个证书被用来进行消息完整性检查，用于每个请求和多个响应中。与长期证书机制相比，没有挑战和响应方式，因此，这种证书的时间限制特性的优点是可以阻止重播。

长期证书机制

长期证书机制依赖于一个长期证书，username和password在客户端和服务器中是共用的。这个证书从它提供给 用户开始将一直是有效的，直到该用户不再是该系统的用户。

这本质上是一个提供给用户username和password的传统的登入方式。

客户端初始发送一个请求，没有提供任何证书和任何完整性检测。服务器拒绝这个请求，并提供给用户一个范围（用于指导用户或代理选择username和password）和一个nonce。这个nonce提供重放保护。它是一个cookie，由服务器选择，以这样一种方式来标示有效时间或客户端身份是有效的。客户端重试这个请求，这次包括它的username和realm和服务器提供的nonce来回应。服务器确认这个nonce和检查这个message integrity。如果它们匹配，请求则通过认证。如果这个nonce不再有效，即过期了，服务器就拒绝该请求，并提供一个新的nonce。

在随后的到同一服务器的请求，客户端重新使用这个nonce、username和realm，和先前使用的password。这样，随后的请求不会被拒绝直到这个nonce变成无效的。

需要注意的是，长期证书机制不能用来保护Indications，由于Indications不能被改变，因此，使用Indications时要么使用短期证书，要么就省略认证和消息完整性。

因为长期证书机制对离线字典攻击敏感，部署的时候应该使用很难猜测的密码。

备份服务器机制

服务器使用增强的重定向功能将一个客户端转向另一个服务器，通过回应一个错误响应号为300（尝试备份）的错误响应。服务器在错误响应中携带一个ALTERNATE-SERVER属性。

客户端收到错误响应号为300的错误响应后，在该响应中查找ALTERNATE-SERVER属性。若找到一个，客户端就会将当前的事务作废，并重新尝试发送请求到该属性中列出的服务器。请求报文若已经通过认证，则必须使用与先前发送给执行重定向操作的服务器同样的证书。如果客户端在最后5分钟里已经重试发送请求时已经重定向到了一个服务器，它必须忽略重定向操作并将当前的事务作废，这是为了防止无限的重定向循环。

RFC5389与RFC3489的兼容

在RFC3489中：

- UDP是唯一支持的传输协议
- RFC5389中的魔术字字段是RFC3489中事务ID的一部分，事务ID长128位
- 没有XOR-MAPPED-ADDRESS属性，绑定方法是使用MAPPED-ADDRESS属性代替
- 有3个需要强制理解的属性，分别是：RESPONSE-ADDRESS、CHANGE-REQUEST、CHANGED-ADDRESS属性，而RFC5389中不再支持这些属性。

客户端处理的改变

客户端想要与RFC3489的服务器互操作，应发送一个使用绑定方法的请求消息，不包含

任何消息，使用UDP协议发送给服务器。如果成功，将收到服务器发回的包含MAPPED-ADDRESS属性而不是XOR-MAPPED-ADDRESS属性的成功响应。客户端试图与基于RFC3489的应用服务器互操

作必须准备好接收任意一个属性。此外，客户端必须忽略任何在响应中出现的保留的强制理解的属性。RFC3489中规定保留属性中的0x0002、0x0004、0x0005和0x000B可能出现在绑定响应中。

服务器处理的改变

服务器能够察觉由RFC3489中的客户端发送的携带有不正确的魔术字的捆绑请求消息。当服务器察觉到RFC3489中的客户端，它应该将捆绑请消息中魔术字域中的值拷贝到捆绑响应中的魔术字字段中，并且插入一个MAPPED-ADDRESS属性代替XOR-MAPPED-ADDRESS属性。

客户端在极少的环境下可能包括RESPONSE-ADDRESS或CHANGE-REQUEST属性中的一个。在这些情况下，服务器把这些属性看做是一个不认识的强制理解的属性，并回应一个错误响应。

RFC3489版本中的STUN缺少魔术字和指纹属性这两种能够高可靠性的正确标识其他协议多路复用时的STUN消息。因此，STUN执行与RFC3489兼容时不应该被用于多个协议。

TURN

RFC5766/TURN

TURN，在RFC5766中定义，英文全称Traversal Using Relays around NAT（TURN）：Relay Extensions to Session Traversal Utilities for NAT（STUN），即使用中继穿透NAT：STUN的中继扩展。简单的说，TURN与STUN的共同点都是通过修改应用层中的私网地址达到NAT穿透的效果，异同点是TURN是通过两方通讯的“中间人”方式实现穿透。

如果一个主机位于NAT的后面，在某些情况下它不能够与其他主机点对点直接连接。在这些情况下，它需要使用中间网点提供的中继连接服务。TURN协议就是用来允许主机控制中继的操作并且使用中继与对端交换数据。TURN与其他中继控制协议不同的是它能够允许一个客户端使用一个中继地址与多个对端连接。

TURN协议被设计为ICE的一部分，用于NAT穿越，虽然如此，它也可以在没有ICE的地方单独使用。

操作概述

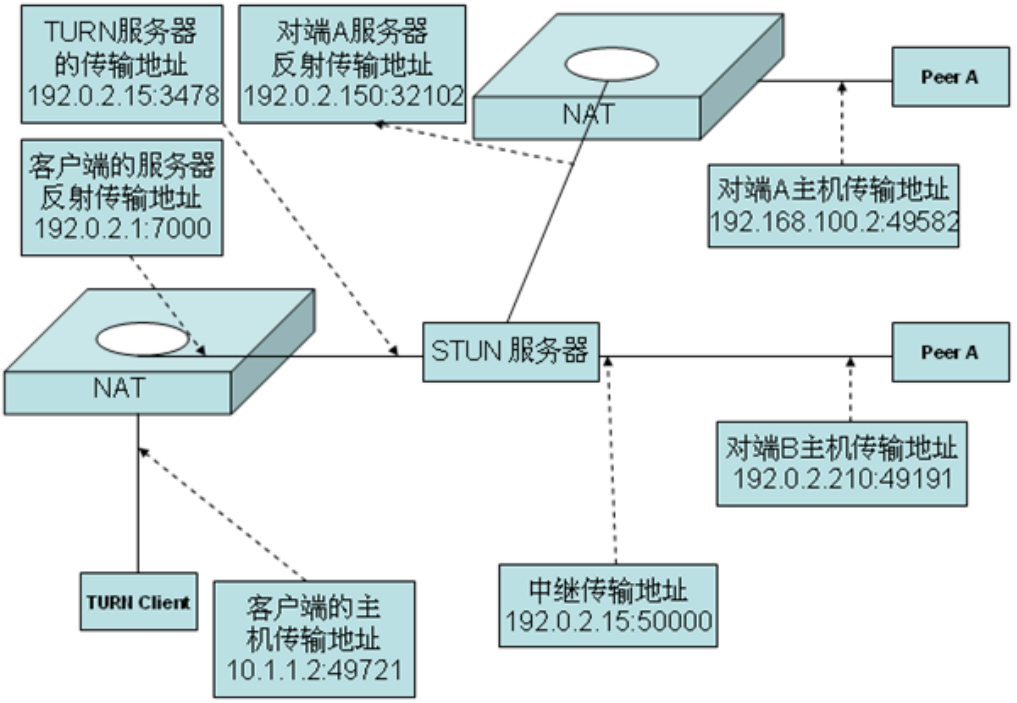


图2：TURN

在一个典型组网中，一个TURN客户端连接在一个私有网络中，通过一个或多个NAT来连接到公网。在公网中有一个TURN服务器。在因特网的别处有一个或多个对端是这个TURN客户端希望通讯的。这些对端也有可能是在一个或多个NAT的后面。该客户端使用服务器作为一个中继来发送数据包 到这些对端去，并且从这些对端接收数据包。

客户端通过一个IP地址和端口的组合来与服务器建立会话。客户端使用TURN命令在服务器上创建和操作一个ALLOCATION。一旦这个allocation创建好了，客户端能够在数据发往哪个对端的指示下发送应用数据到这个服务器，服务器将中继这些数据到合适的对端。客户端发送的应用数据包含在TURN消息中，服务器将数据提取出来，并以UDP数据包方式发送给对端。反向上，对端以UDP数据包方式发送应用数据到这个allocation提供的中继传输地址。因为TURN消息总是包含客户端与哪些对端通讯的指示，客户端能够使用单一的allocation来与多个对端通讯。

术语

TURN client：遵循RFC5766的STUN客户端。

TURN server：遵循RFC5766的STUN服务器。

Peer：TURN客户端希望连接的主机。TURN服务器为TURN客户端和它的对端中继流量，但Peer并不与TURN服务器使用TURN协议进行交互，它接收从TURN服务器发送过来的数据，并向TURN服务器发送数据。

Transport Address：IP地址与端口号的组合。

Host Transport Address：客户端或对端的传输地址。

Server-Reflexive Transport Address：NAT公网侧的传输地址，该地址由NAT分配，相当于一个特定的主机传输地址。

Relayed Transport Address：TURN服务器上的传输地址，用于客户端和对端中继数据。

TURN Server Transport Address：TURN服务器上的传输地址，用于客户端发送STUN消息给服务器。

Peer Transport Address：服务器看到的对端的传输地址，当对端是在NAT后面，则是对端的服务器反射传输地址。

Allocation：通过Allocate请求将中继传输地址提供给客户端，除了中继状态外，还有许可和超时定时器等。

5-tuple：五元组，包括客户端IP地址和端口，服务器IP地址和端口和传输协议（包括UDP、TCP、TLS）的组合。

Channel：通道号与对端传输地址的关联，一旦一个通道号与一个对端的传输地址绑定，客户端和服务器就能够利用带宽效应更大的通道数据消息来交换数据。

Permission：一个对端允许使用它的IP地址和传输协议来发送数据到TURN服务器，服务器只为从对端发来的并且匹配一个已经存在的许可的流量中继到相应的客户端。

Realm：服务器内用于描述服务器或内容的一个字符串，这个realm告诉客户端哪些用户名和密码的组合可用于认证请求。

Nonce：服务器随机选择的一个字符串，包含在报文摘要中。为了防止中继攻击，服务器应该有规律的改变这个nonce。

新的STUN方法

下面给出了新的STUN方法的编号：

0x003 Allocate

0x004 Refresh

0x006 Send

0x007 Data

0x008 CreatePermission

0x009 ChannelBind

新的STUN属性

0x000c CHANNEL-NUMBER

0x000D LIFETIME

0x0010 Reserved (was BANDWIDTH)

0x0012 XOR-PEER-ADDRESS

0x0013 DATA

0x0016 XOR-RELAYED-ADDRESS

0x0018 EVEN-PORT

0x0019 REQUESTED-TRANSPORT

0x001A DON’T-FRAGMENT

0x0021 Reserved (was TIMER-VAL)

0x0022 RESERVATION-TOKEN

上面属性中的部分属性长度不是4字节的倍数，采用STUN的规则，使用1~3个padding字节来补齐。

CHANNEL-NUMBER

CHANNEL-NUMBER属性包含通道的号码。属性长4字节，包含16比特的无符号整数和2字节的RFFU（Reserved For Future Use）字段，该字段必须设为0且在接收时被忽略。

字节

0	1	2	3
Channel Number		RFFU=0	

LIFETIME

LIFETIME属性表示服务器在没有收到refresh时维持一个allocation的持续时间。属性长4字节，包含一个32比特的无符号整数值，表示剩余多少秒终止

XOR-PEER-ADDRESS

XOR-PEER-ADDRESS指定从TURN服务器看到的对端的地址和端口，例如如果对端是在一个NAT后面，则为对端的server-reflexive传输地址。

DATA

DATA属性存在于所有的Send和Data indications消息中。属性的值是可变长度的，包括应用数据。如果属性的长度不上4字节的倍数，必须进行填充。

XOR-RELAYED-ADDRESS

XOR-RELAYED-ADDRESS存在于所有的Allocate响应中。它指定了服务器分配给客户端的地址和端口。

字节

0	1	2	3
00000000	地址族	端口号	
IP地址（32位或128位）			

EVEN-PORT

这个属性允许客户端请求在中继传输地址的端口为偶数，并且服务器可选的保留紧跟着的下一个端口号。属性的值长1字节，结构如下：

字节

0	
R	RFFU

值包括一个1比特标志字段：

R：如果为1，服务器被请求保留下一个更高的端口号（基于同一个IP地址）为随后的allocation。如果为0，则不请求保留。属性的其他7比特值必须设置为0，并且在接收时被忽略。因为属性不是4字节的倍数，必须进行填充。

REQUESTED-TRANSPORT

客户端通过该属性为已分配的传输地址请求一个特定的传输协议。属性的值是4字节长度的。

字节

0	1	2	3
Protocol	RFFU		

协议字段指定了需求的协议。可以取自IPv4报头中的协议字段的值或IPv6报头的下一个报头字段的协议号。目前仅允许设置为17，即UDP。RFFU字段在传输时必须设置为0，并在接收时被忽略。保留用于未来使用。

DON’T-FRAGMENT

客户端使用该属性来请求服务器设置IP报头中的DF（不要分片）位，当中继应用数据到对端时。该属性没有值，因此属性长度字段为0。

RESERVATION-TOKEN

RESERVATION-TOKEN属性包含一个token来唯一的标识一个中继传输地址已经被服务器保留。服务器在一个成功响应中包含该属性来告诉客户端这个token，客户端在接下来的Allocate请求中包括该属性来请求服务器为这个allocation使用那个中继传输地址。属性值是8字节长。

新的STUN错误响应号

403，（Forbidden）：请求是有效的，但因管理或类似的规定而不能被执行。

437，（Allocation Mismatch）：服务器接收到请求，要求在适当的位置的allocation，但没有allocation存在，或者一个收到的请求不指定任何allocation，但是一个allocation存在。

441，（Wrong Credentials）：请求中的证书没有匹配那些用来创建allocation的证书

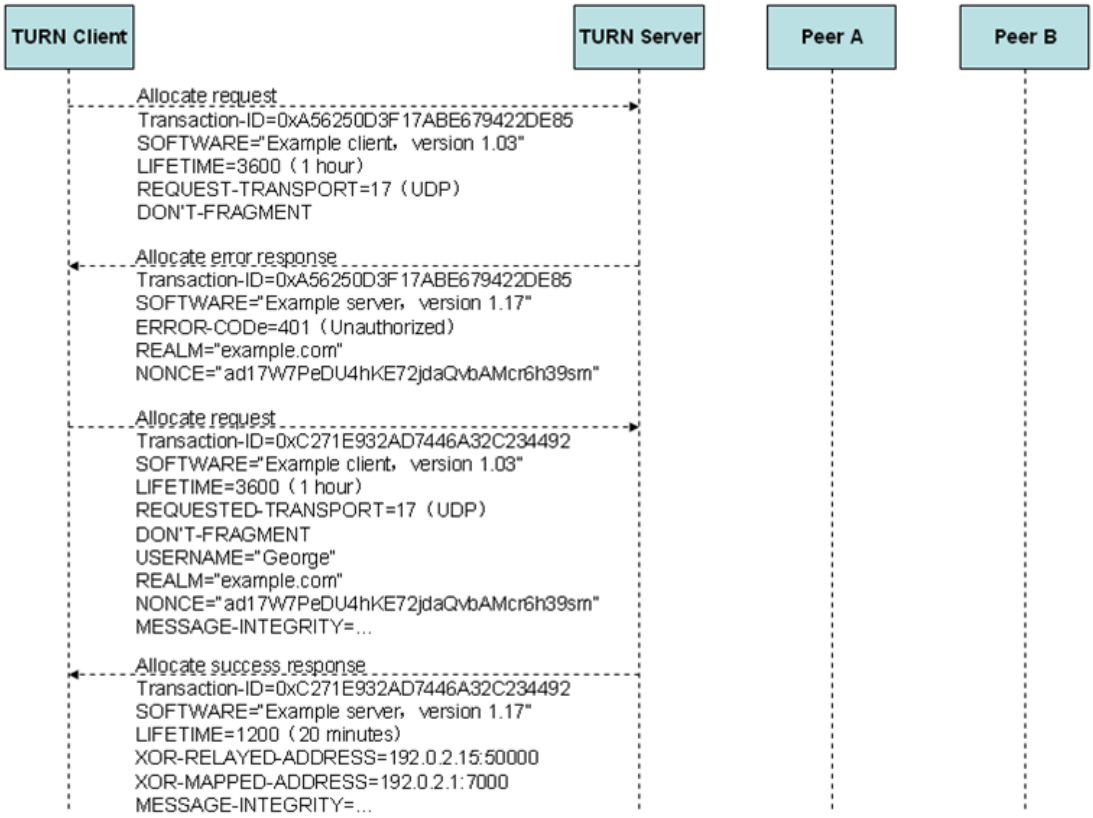
442，（不支持的传输协议）：Allocate请求要求服务器使用一个用于服务器和对端的传输协议但是该服务器不支持该传输协议。

486，（Allocation Quota Reached）：目前没有更多的allocations资源使用相同的用户名可被创建。

508. （Insufficient Capacity）：服务器不能够完成请求因为一些性能限制已经达到上限。在一个Allocate响应中，这可能因为服务器此时已经没有更多的中继传输地址资源了，没有更多的被请求的性能，或者相当于特定的保留的token不可用。

协议交互过程详细举例

以图2为例进行讲解，每个消息中，多个属性包含在消息中并显示它们的值。为了方便阅读，值以人们可读的格式来显示。

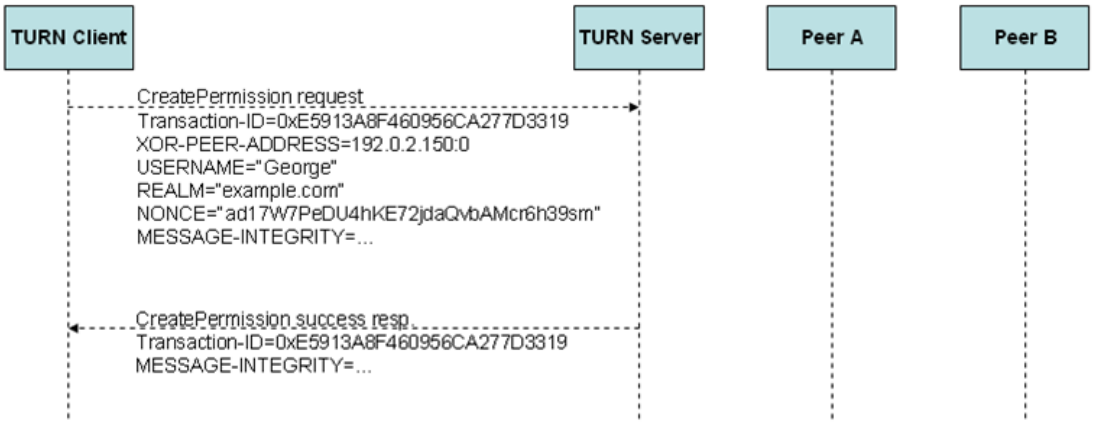


客户端使用10.1.1.2:49271作为传输地址向服务器的传输地址发送Allocate请求。客户端随机选择一个96位的事务ID。该Allocate请求消息包括SOFTWARE属性来提供客户端的软件版本信息；包括LIFETIME属性，指明客户端希望该allocation具有1小时的生命期而非缺省的10分钟；包括REQUESTED-TRANSPORT属性来告诉服务器与对端之间采用UDP协议来传输；包括DONT-FRAGMENT属性因为客户端希望在随后的Send indications中使用DON’T-FRAGMENT属性。

服务器需要任何请求必须是经过认证的，因此服务器拒绝了该最初的Allocation请求，并且回应了携带有错误响应号为401（未授权）的Allocate错误响应；该响应包括一个REALM属性，指明认证的域；还包括一个NONCE属性和一个SOFTWARE属性。

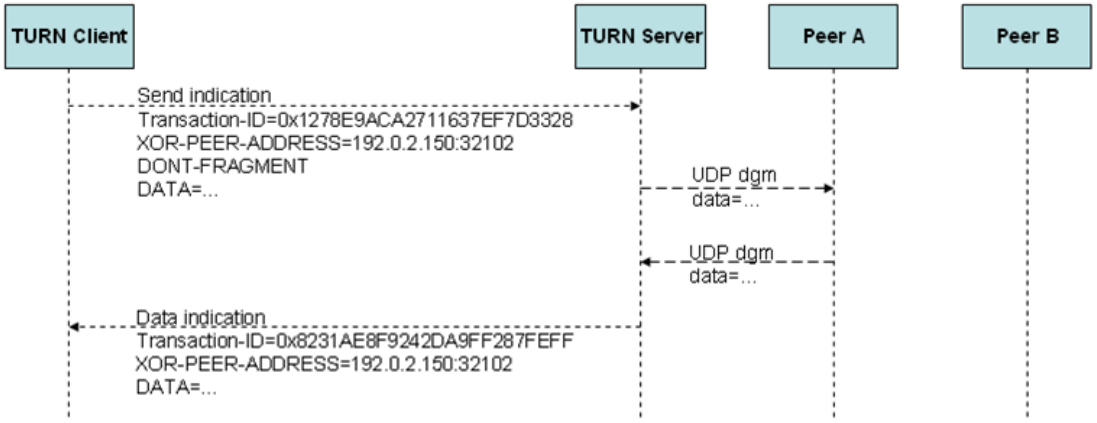
客户端收到了错误响应号为401的Allocate错误响应，将重新尝试发送Allocate请求，此时将包括认证属性。客户端在新的请求中重新选择一个新的事务ID。客户端包括一个USERNAME属性，使用从服务器那收到的realm值来帮助它决定使用哪个值；请求还包括REALM和NONCE属性，这两个属性是从收到的错误响应中拷贝出来的。最后，客户端包括一个MESSAGE-INTEGRITY属性。

服务器收到认证的Allocate请求后，检查每个属性是否正确；然后，产生一个allocation，并给客户端回应Allocate成功响应。服务器在该成功响应中携带一个LIFETIME属性，本例中服务器将客户端请求的1小时生命期减小为20分钟，这是因为这个特定的服务器可能不允许超过20分钟的生命期；该响应包括XOR-RELAYED-ADDRESS属性，值为该allocation的中继传输地址；该响应还包括XOR-MAPPED-ADDRESS属性，值为客户端的server-reflexive地址；该响应也包含一个SOFTWARE属性；最后，包括一个MESSAGE-INTEGRITY属性来证明该响应，确保它的完整性；



接着，客户端为了准备向对端A发送一些应用数据而创建一个permission。这里通过一个CreatePermission请求来做到。该请求携带XOR-PEER-ADDRESS属性包含有确定的请求的IP地址，这里为对端A的地址；需要注意的是，属性中地址的端口号被设置为0在CreatePermission请求中，并且客户端使用的是对端A的server-reflexive地址而不是它的主机地址（私网地址）；客户端在该请求中携带与之前的Allocate请求中一样的username、realm和nonce值，因此该请求被服务器认可。此时在该请求中，客户端没有携带SOFTWARE属性。

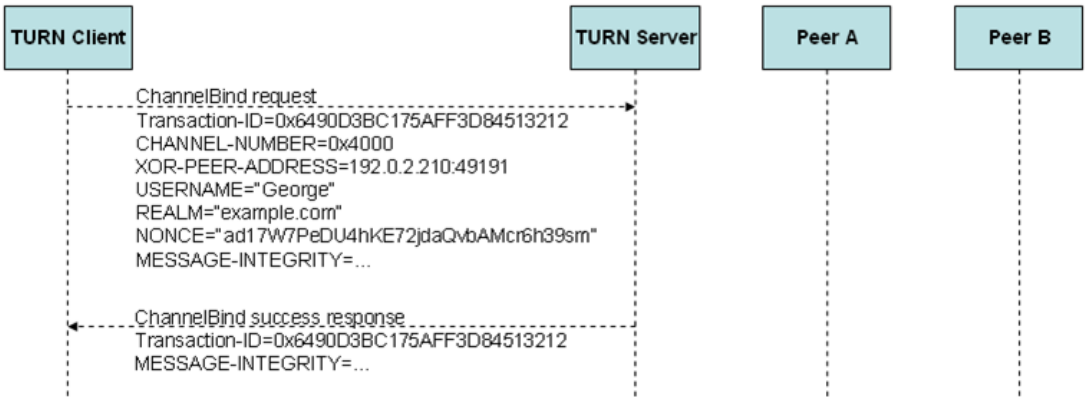
服务器收到该CreatePermission请求，产生一个相应的许可，并以CreatePermission成功响应来回应。该响应中只包含了Transaction-ID和MESSAGE-INTEGRITY属性。



现在客户端使用Send indication来发送应用数据到对端A。对端的server-reflexive传输地址包含在XOR-PEER-ADDRESS属性中，应用数据包含在DATA属性中。客户端已经在应用层上执行了路径MTU发现功能，因此通过DON’T-FRAGMENT属性来告知服务器当通过UDP方式来向对端发送数据时应设置DF位。Indications不能使用长期证书机制来认证，所以该消息中没有MESSAGE-INTEGRITY属性。

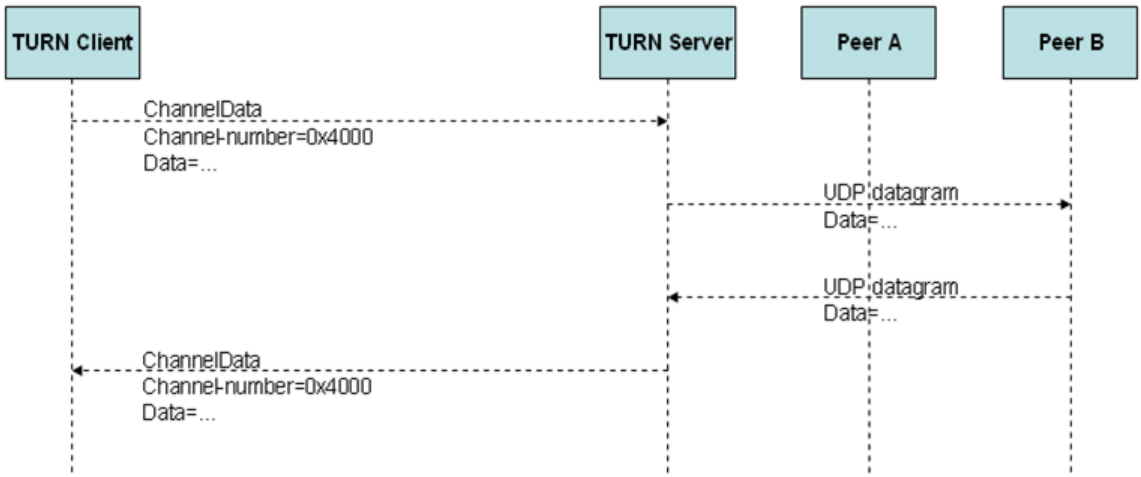
服务器收到Send indication后，提取出应用数据封装成UDP格式发给对端A；UDP报文的源传输地址为中继传输地址，并设置DF位。

对端A回应它自己的包含有应用数据的UDP包给服务器。目的地址为服务器的中继传输地址。当服务器收到后，将生成Data indication消息给客户端，携带有XOR-PEER-ADDRESS属性。应用数据包含在DATA属性中。



客户端现在若要绑定一个通道到对端B，将指定一个空闲的通道号（本例中为0x4000）包含在CHANNEL-NUMBER属性中，对端B的传输地址包含在XOR-PEER-ADDRESS属性中。与以前一样，客户端再次利用上次请求中的username、realm和nonce。

当服务器收到该请求后，服务器绑定这个对端的通道号，为对端B的IP地址安装一个permission，然后给客户端回应一个ChannelBind成功响应消息。



客户端现在发送一个ChannelData消息给服务器，携带有发送给对端B的数据。这个消息不是一个STUN消息，因此没有事务ID。它之有3个字段：通道号、数据、数据长度；服务器收到后，检查通道号后发现当前已经绑定了，就以UDP方式发送数据给对端B。

接着，对端B发送UDP数据包回应给服务器的中继传输地址。服务器收到后，回应给客户端ChannelData消息，包含UDP数据包中的数据。服务器知道是给哪个客户端发送ChannelData消息，这是

因为收到的UDP数据包中的目的地址（即服务器的中继传输地址），并且知道使用的是哪个通道号，这是因为通道已经与相应的传输地址绑定了。

有时候，20分钟的生命期已经到了，客户端需要刷新allocation。此时通过发送Refresh请求来进行。该请求包含最后一次使用的username、realm和nonce，还包含SOFTWARE属性。当服务器收到这个Refresh请求时，它注意到这个nonce值已经超期了，则给客户端回应一个错误响应号为438（过期Nonce）的Refresh错误响应，并提供一个新的nonce值。可护端将重试该请求，此时携带新的nonce值。若第二次尝试被接受，服务器将回应一个成功响应。需要注意的是，此时客户端在请求中没有携带LIFETIME属性，所以服务器刷新客户端的allocation时采用缺省的10分钟生命期。

总结

在现实Internet网络环境中，大多数计算机主机都位于防火墙或NAT之后，只有少部分主机能够直接接入Internet。很多时候，我们希望网络中的两台主机能够直接进行通信（即所谓的P2P通信），而不需要其它公共服务器的中转。由于主机可能位于防火墙或NAT之后，在进行P2P通信之前，我们需要进行检测以确认它们之间能否进行P2P通信以及如何通信。这种技术通常被称为NAT穿透（NAT Traversal）。

RFC3489中定义的STUN，即简单地用UDP穿过NAT（STUN）是个轻量级的协议。它允许应用发现它们与公共互联网之间存在的NAT和防火墙及其他类型。它还为应用提供判断NAT给它们分配的公共网际协议（IP）地址。STUN可工作在许多现存NAT上，并且不需要它们做任何特别的行为。它允许广泛的各类的应用穿越现存的NAT设施。

RFC5389中对STUN协议进行了修订，将其定位于为穿透NAT提供工具，即NAT会话穿

透效用是一个用于其他解决NAT穿透问题协议的协议。它可以用于终端设备检查由NAT分配给终端的IP地址和端口号。同时，它也被用来检查两个终端之间的连接性，好比是一种维持NAT绑定表项的保活协议。STUN本身并不是一种完整的NAT穿透解决方案。它相当于是一种NAT穿透解决方案中的工具。

这是与先前的版本相比最重要的改变。之前的RFC3489中定义的STUN是一个完整的穿透NAT解决方案。此外，最大的区别是支持TCP穿透。

RFC5766中对STUN协议再次进行了扩展，即中继穿透NAT：STUN的扩展。TURN与STUN的共同点都是通过修改应用层中的私网地址达到NAT穿透的效用，异同点是TUN采用了两方通讯的“中间人”方式实现穿透，突破了原先STUN协议无法在两台主机不能够点对点直接连接下提供作用的限制。

技术无止境，NAT穿透技术仍在不断更新中，这里只对STUN/TURN协议作了简单的介绍，具体细节请参考RFC3489/5389/5766。■

NAT穿越解决方案组网介绍 之二

Punching的实现与应用

■ 文/林鹏程

Hole Punching技术是一种借助于公网上的服务器完成NAT穿越的解决方案，一开始单为解决UDP的NAT穿越而提出，但是在某些条件（主要是操作系统支持）满足的情况下，Hole Punching技术同样适用于TCP的NAT穿越。相对其他NAT穿越方案来说，Hole Punching技术显得比较通用和简单。

UDP Hole Punching

在基于UDP的Hole Punching场景中，终端A，B分别与公网上的服务器S建立UDP连接。当一个终端向服务器S注册时，服务器S记录下该终端的两对IP地址和端口信息，为描述方便，我们将一对IP地址和端口信息的组合称之为一个endpoint。一个endpoint是终端发起与服务器S通信的IP地址和端口；另一个endpoint是服务器S观察到的该终端实际与自己通信所用的IP地址和端口。我们可以把前一个endpoint看作是终端的私网IP地址和私网端口；把后一个endpoint看作是终端的私网IP地址和端口经过NAT转换后的公网IP地址和公网端口。服务器S可以从终端的注册报文中得到该终端的私网endpoint相关信息，可以通过对注册报文的源IP地址和UDP源端口字段获得该终端的公网endpoint。如果终端不是位于NAT设备后面，那么采用上述方法得到的两个endpoint应该是完全相同的。

也有一些的NAT设备会扫描UDP报文的数据字段，寻找4字节的位域，将看上去很像IP地址的位域，改为与IP头一样的地址。为了避免这种行为的NAT设备对UDP报文数据的修改，应用程序可以采用直接对IP地址的值进行加密的方式骗过NAT设备的检查。

当终端A希望与终端B建立连接时，Hole punching过程如下所示：

1)终端A最初并不知道如何向B发起连接，于是终端A向服务器S发送报文，请求服务器S帮助建立与终端B的UDP连接。

2)服务器S将含有终端B的公网及私网的endpoint发给终端A，同时，服务器S将含有终端A的公网及私网的endpoint的用于请求连接的报文也发给B。一旦这些报文都顺利达到，终端A与终端B都知道了对方的公网和私网的endpoint。

3)当终端A收到服务器S返回的包含终端B的公网和私网的endpoint的报文后，终端A开始分别向这些终端B的endpoint发送UDP报文，并且终端A会自动“锁定”第一个给出响应的终端B的endpoint。同理，当终端B收到服务器S发送的包含终端A的公网和私网的endpoint的报文后，也会开始向终端A的公网和私网的endpoint发送UDP报文，并且自动锁定第一个得到终端A的回应的endpoint。由于终端A与B的互相向

对方发送UDP报文的操作是异步的，所以终端A与B发送报文的时间先后没有严格的时序要求。

下面我们就来看一下这三个角色之间是如果进行UDP Hole punching的。在这里，我们分为三种具体情景来讨论：第一种也是最“简单”的一种情景，两个终端都位于同一个NAT设备后面，位于同一个内网中；第二种也是最普遍的一种情景，两个终端分别位于不同的NAT设备后面，分属不同的内网；第三种是终端位于两层NAT设备之后，通常最上层的NAT是由ISP提供，第二层的NAT是家用的NAT路由器之类的设备。

通常情况下由应用程序自身确定的网络物理层连接方式是很困难的，有时甚至是不可能的，即使是上述的若干种情景下可以穿越NAT，也只是代表在一定时期内有效，而不是永久有效的。诸如STUN之类的网络协议或许可以提供必要的NAT信息，但在遇到多层NAT设备的时候，通常这些信息也不是完全完整和有效的。尽管如此，只要NAT设备的响应是“合理”的，在通常情况下Hole punching技术还是能够在应用程序对网络状况一无所知的前提下自动适用于多数场合。（“合理”的NAT响应将在后文 P2P友好NAT 部分中详细讨论）

终端位于同一个NAT设备后面

首先假设两个终端位于同一个NAT设备后面，并且位于相同的内网（相同的私有IP地址域）如图1所示。终端A与服务器S建立了UDP连接，经过NAT转换后，终端A的公网端口被映射为2000。终端B同样与服务器S建立了UDP连接，公网端口映射为2010。

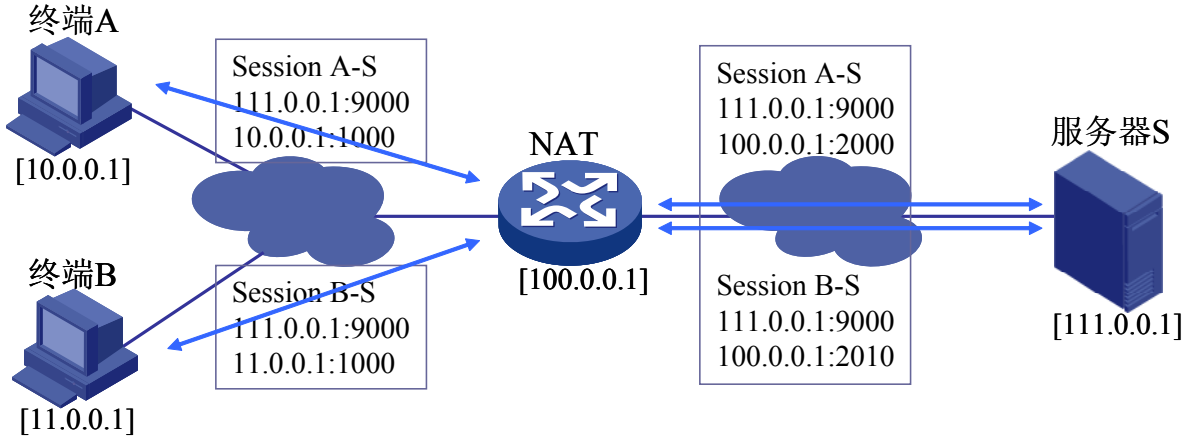


图1 终端位于同一个NAT后面图, Hole punching前

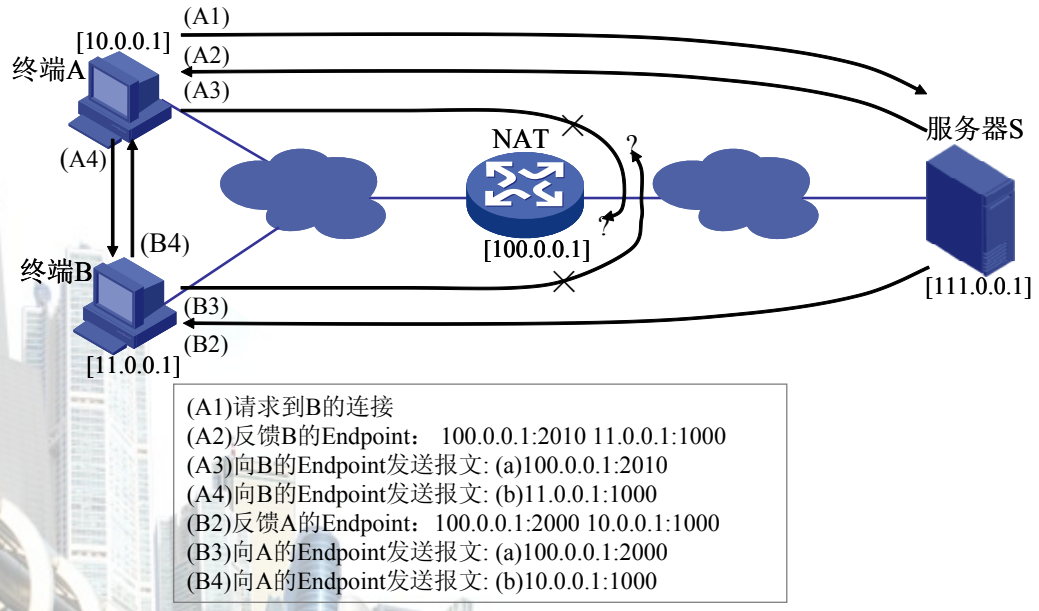


图2 终端位于同一个NAT后面图, Hole punching时

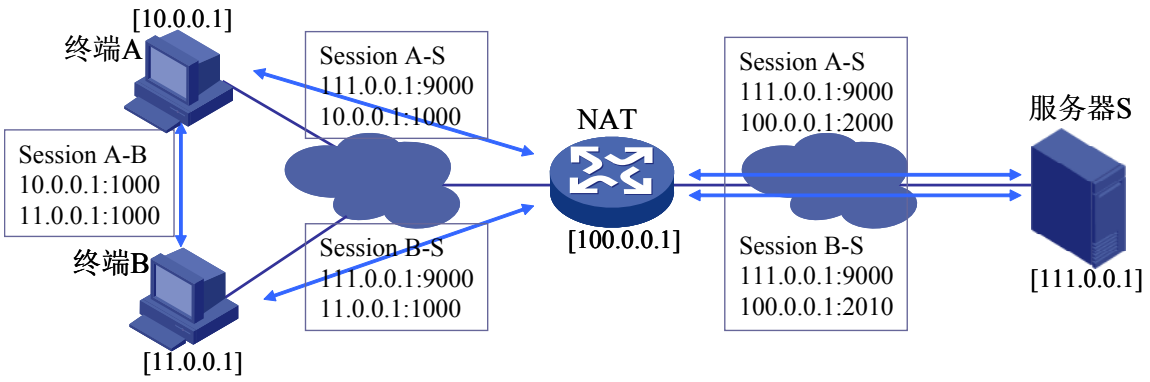


图3 终端位于同一个NAT后面图, Hole punching后

假设终端A想通过服务器S，利用Hole punching技术与终端B建立连接。终端A向服务器S发出请求报文与终端B进行连接。服务器S将终端B的公网和私网endpoint信息发给终端A，同时也把终端A的公网和私网的endpoint发给终端B。由终端A和B发往对方公网endpoint的UDP报文能否被对方收到，这取决于当前的NAT设备是否支持回环转换（hairpin translation，详见终端位于多层NAT设备后面部分）。但是终端A与B往对端私网endpoint发送的UDP报文是一定可以到达的，无论如何，私网报文采用最短转发路径，要比经过NAT转换来的快。终端A与B有很大的可能性采用私网的endpoint进行常规的通信。

假定NAT设备支持回环转换，应用程序也忽略私网endpoint间的连接，那么终端A、B会采用公网endpoint作为通信的连接，这势必会造成数据报文不必要的经过NAT设备，这是一种对资源的浪费。就目前的网络情况而言，应用程序最好还是把公网和私网endpoint都实验一下。

终端位于不同的NAT设备后面

假定终端A与B在不同的NAT设备后面，分属不同的内网，如图4-6所示。终端A与B都经由各自的NAT设备与服务器S建立了UDP连接，A与B的本地私网端口号均为1000，服务器S的公网端口号为9000。在NAT设备的映射关系中，终端A的公网IP被映射为100.0.0.1，公网端口为2000，终端B的公网IP被映射为101.0.0.1，公网端口为2000。

如下所示：终端A-->本地私网IP：10.0.0.1，本地私网端口:1000，公网IP：100.0.0.1，公网端口：2000；终端B-->本地私网IP：11.0.0.1，本地私网端口:1000，公网IP：101.0.0.1，公网端口：2000

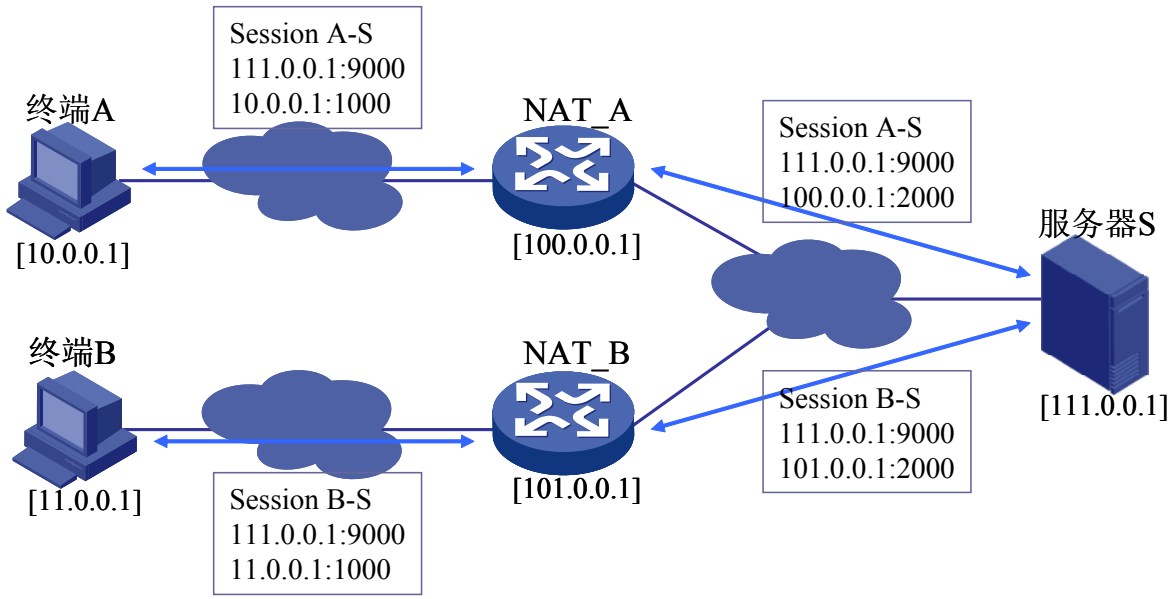


图4 终端位于不同的NAT后面图, Hole punching前

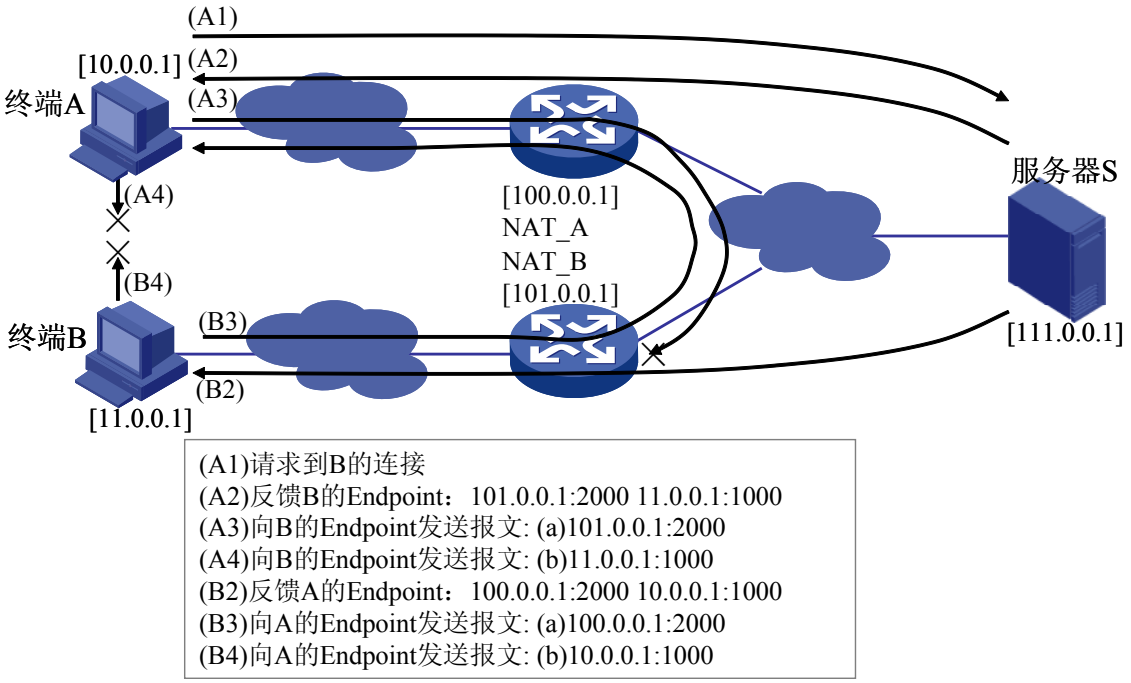


图5 终端位于不同的NAT后面图, Hole punching时

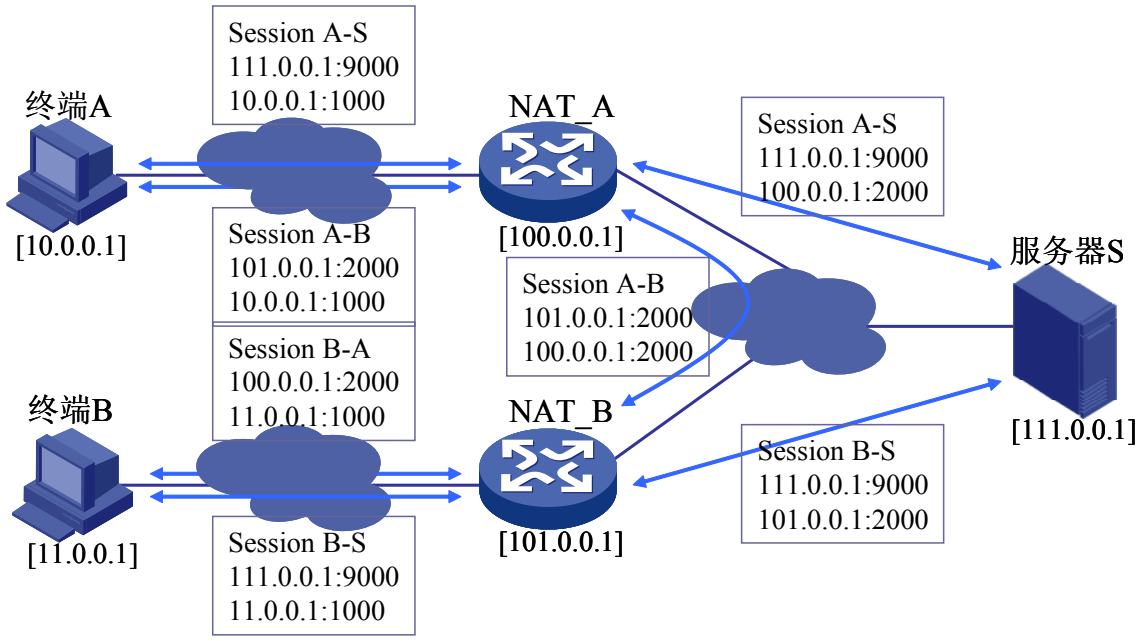


图6 终端位于不同的NAT后面图, Hole punching后

在终端A向服务器S发送的注册报文中，会包含终端A的私网endpoint信息，即10.0.0.1:1000；服务器S会记录下终端A的私网endpoint信息，同时会把自己观察到的终端A的公网endpoint记录下来，即100.0.0.1:2000。同理，服务器S会记录下终端B的私网endpoint信息，11.0.0.1:1000和由服务器S观察到的终端B的公网endpoint，101.0.0.1:2000。无论终端A与B二者任何一方向服务器S发送连接请求，服务器都会将其记录下来的上述的公网、私网endpoint信息发送给对方。

由于终端A、B分属不同的内网，它们彼此的私网endpoint无法在公网中路由，所以发往各自私网endpoint的UDP报文会被发送到错误的主机或者根本不存在的主机。因此应用程序对于收到的报文必须经过授权和过滤，例如，可以在报文中加入对方的程序名称、加密算法，或者至少是一个双方都从服务器S上的预先得到的随机数字。

现在假定终端A的第一个报文将发往终端B的公网endpoint，如图5所示。该消息途经终端A的NAT设备，并在该设备上生成了一个映射。新的映射源endpoint是10.0.0.1:1000，该映射关系和终端A与服务器S的建立连接的时候NAT生成的映射关系的源endpoint是一样，但它的目的endpoint是不同。如果终端A的NAT设备给出的响应是“友好”的，那么终端A的NAT设备将保留终端A的私网endpoint，并且所有来自终端A的私网源endpoint（10.0.0.1:1000）的数据报文都沿用终端A与服务器S事先建立起来的映射关系，公网endpoint均为（100.0.0.1:2000）。终端A向终端B的公网endpoint发送消息的过程就是“打洞”的过程，从终端A的内网的角度来看应为从（10.0.0.1:1000）发往（101.0.0.1:2000）,从终端A的在其NAT设备上建立的映射来看，是从（100.0.0.1:2000）发到（101.0.0.1:2000）。

如果终端A发给终端B的公网endpoint的报文在终端B向终端A发送报文之前到达终端B的NAT设备，终端B的NAT会认为终端A发过来的报文是未经授权的公网报文，会丢弃掉该报文。终端B发往终端A的报文跟上述的过程一样，会在终端B的NAT上建立一个（11.0.0.1:1000，100.0.0.1:2000）的映射关系（通常也会沿用终端B与服务器S连接时建立的映射，只是该映射现在不光可以接受由服务器S发给终端B的报文，还可以接受从终端A的NAT设备–100.0.0.1：2000发来的报文）。

一旦终端A与终端B都向对方的NAT设备在公网上的endpoint发送了报文，就打开了终端A与终端B之间的“洞”，终端A与终端B向对方的公网endpoint发送数据报文，等效为向对方的客户端直接发送UDP数据报文了。一旦应用程序确认已经可以通过往对方的公网endpoint发送数据报文的方式让数据报文到达NAT设备后面的目的应用程序，程序会自动停止继续发送用于“Hole punching”的数据报文，转而开始真正的数据通信。

终端位于多层NAT设备后面

有的网络拓扑结构包含了多个NAT设备，如果没有掌握该拓扑结构的详细信息，两个终端之间是无法建立“最优化”的点对点路由的。现在我们来讨论最后一种情况，如图7–9所示。假定NAT C是由ISP(Internet Service Provider)提供的工业级的NAT设备，NAT C提供将多个下属的用户NAT或用户节点映射到有限的几个公网IP的服务，NAT A和NAT B作为NAT C的内网节点将把用户的家庭网络或内部网络接入NAT C的内网，然后用户的内部网络就可以经由NAT C访问公网了。从这种拓扑结构上来看，只有服务器S与NAT C是真正拥有公网可路由IP地址的设备，而NAT A和NAT B所使用的“公网”IP地址，实际上是由ISP服务提供商设定的（相对于NAT C而言）私网地址（本文的后续部分，把这个由ISP提供的私网地址相对于NAT A和NAT B称之为“伪”公网地址），同理隶属于NAT A与NAT B的客户端，相对与NAT A，NAT B而言，它们处于NAT A，NAT B的内网，以此类推，客户端可以放到多层NAT设备后面。客户端A和客户端B发起对服务器S的连接的时候，就会依次在NAT A和NAT B上建立向外的映射关系，而NAT A、NAT B要联入公网的时候，会在NAT C上再建立向外的映射关系。

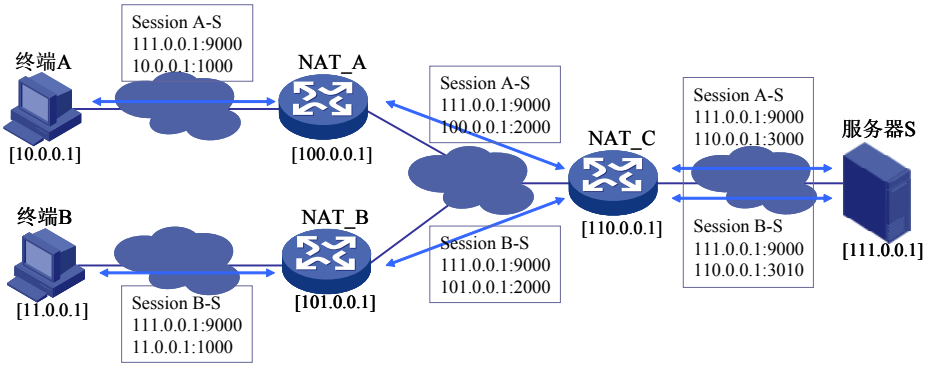


图7 终端位于多层NAT后面图, Hole punching前

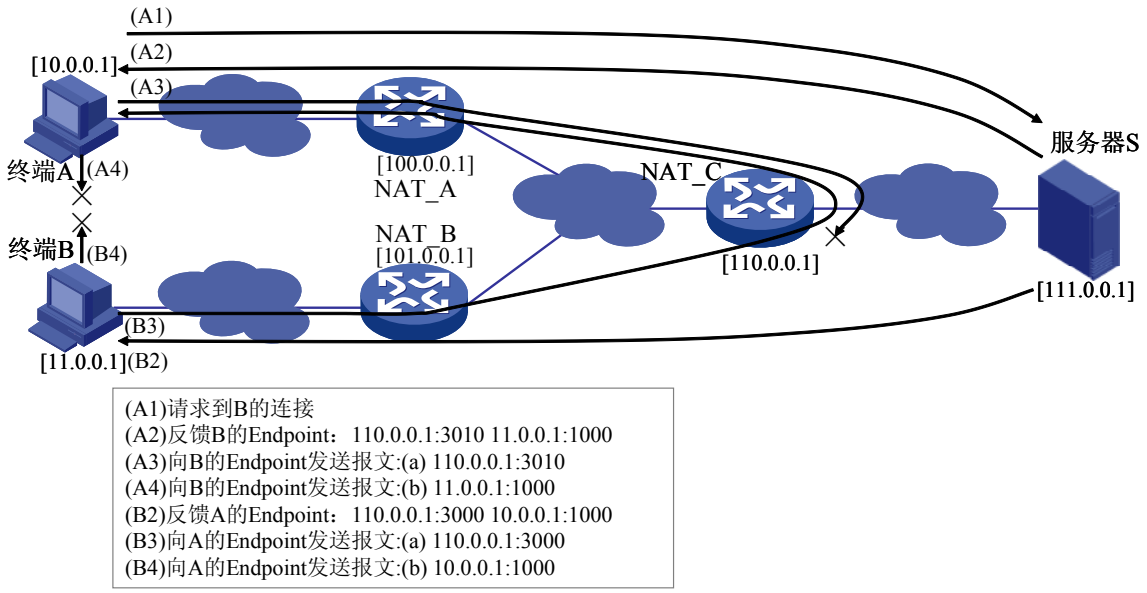


图8 终端位于多层NAT后面图, Hole punching时

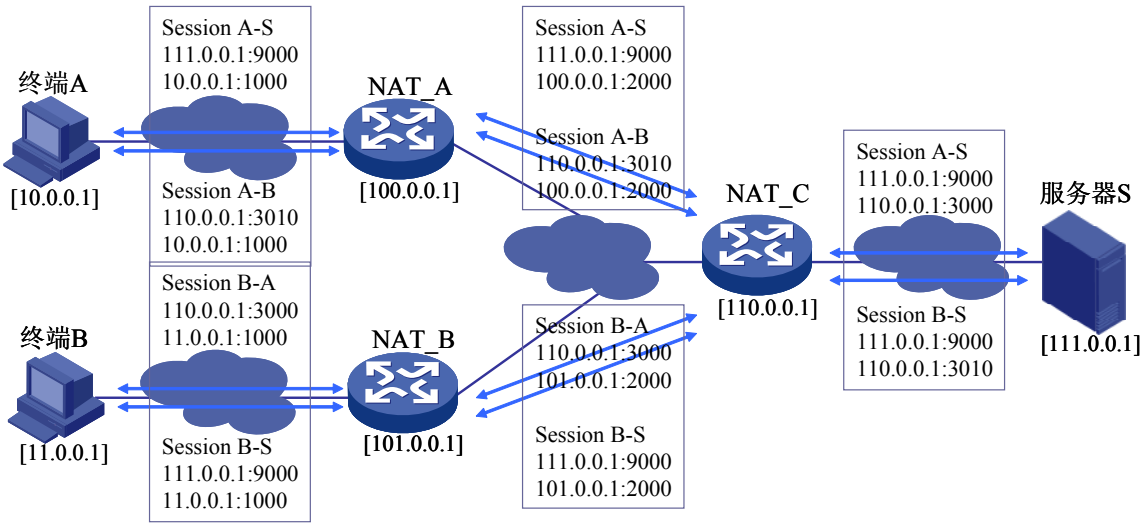


图9 终端位于多层NAT后面图, Hole punching后

现在假定终端A和B希望通过UDP Hole punching完成两个终端间的P2P直连。最优化的路由策略是终端A向终端B的“伪公网”IP上发送数据包，即ISP服务提供商指定的私网IP，NAT B的“伪”公网endpoint，100.0.0.1:2000。由于从服务器S的角度只能观察到真正的公网地址，也就是NAT A，NAT B在NAT C建立的映射时的真正的公网endpoint：110.0.0.1:3000以及110.0.0.1:3010，所以非常不幸，终端A与B是无法通过服务器S知道这些“伪”公网的endpoint。而且即使终端A和B通过某种手段可以得到NAT A和NAT B的“伪”公网endpoint，我们仍然不建议采用上述的“最优化”的打洞方式，这是因为这些地址是由ISP服务提供商提供的，或许会存在与客户端本身所在的私网地址重复的可能性。（例如：NAT A的私网IP地址域恰好与NAT A在NAT C的“伪”公网IP地址域重复，这样就会导致打洞报文无法发出的问题）

因此终端别无选择，只能使用由公网服务器S观察到的终端A，B的公网地址和端口进行“打洞”操作，用于“打洞”的报文将由NAT C进行转发，这里NAT C是否支持回环转换非常重要，否则数据包将无法由NAT C转发给NAT A和NAT B，进而无法到达终端A和B。当终端A向B的公网地

址（110.0.0.1:3010）发送UDP数据报文的时候，NAT A首先把数据包的源地址由A的私网endpoint（10.0.0.1:1000）转换为“伪”公网endpoint（100.0.0.1:2000），现在报文到了NAT C，NAT C应该可以识别出来该数据包是要发往自身转换过的公网endpoint，如果NAT C可以给出“合理”响应的话，NAT C将把该数据包的源endpoint改为110.0.0.1:3000，目的endpoint改为101.0.0.1:2000，即NAT B的“伪”公网endpoint，NAT B最后会将收到的报文发往终端B。同样，由终端B发往A的数据包也会经过类似的过程。也有很多NAT设备不支持类似这样的回环转换，但是已经有越来越多的NAT设备生产厂商开始加入对该转换的支持。

UDP在空闲状态下的超时问题

由于UDP转换协议提供的“洞”不是绝对可靠的，多数NAT设备内部都有一个UDP转换的空闲状态计时器，如果在一段时间内没有UDP数据通信，NAT设备会关掉由“打洞”操作打出来的“洞”，作为应用程序来讲如果想要做到与设备无关，就最好在穿越NAT后设定一个穿越的有效期。这个有效期与NAT设备内部的配置有关，目前没有标准有效期，最短的只有20秒左右。在这个有效期内，即使没有P2P数据报文需要传输，应用程序为了维持该“洞”可以正常工作，也必须向对方发送“打洞”维持报文。这个维持报文是需要双方应用都发送的，只有一方发送不会维持另一方的映射关系正常工作。除了频繁发送“打洞”维持报文以外，还有一个方法就是在当前的“洞”有效期过期之前，P2P客户端双方重新“打洞”，丢弃原有的“洞”，这也不失为一个有效的方法。

TCP Hole Punching

建立穿越NAT设备的P2P的TCP连接只比UDP复杂一点点，TCP Hole punching从协议层来看是与UDP Hole punching过程非常相似的。尽管如此，基于TCP Hole punching至今为止还没有被很好的理解，这也造成了对其提供支持的NAT设备不是很多。在NAT设备支持的前提下，基于TCP Hole punching技术实际上与基于UDP Hole punching技术一样快捷、可靠。实际上，只要NAT设备支持的话，基于TCP的P2P技术的健壮性将比基于UDP的技术的更强一些，因为TCP协议的状态机给出了一种标准的方法来精确的获取某个TCP映射关系的生命期，而UDP协议则无法做到这一点。

套接字和TCP端口的重用实现

基于TCP Hole punching过程中，最主要的问题不是来自于TCP协议，而是来自于应用程序的API接口。这是由于标准的伯克利(Berkeley)套接字的API是围绕着构建客户端/服务器程序而设计的，API允许TCP流套接字通过调用connect()函数来建立向外的连接，或者通过listen()和accept()函数接受来自外部的连接，但是，API不提供类似UDP那样的，同一个端口既可以向外连接，又能够接受来自外部的连接。而且更糟的是，TCP的套接字通常仅允许建立1对1的响应，即应用程序在将一个套接字绑定到本地的一个端口以后，任何试图将第二个套接字绑定到该端口的操作都会失败。为了让TCP Hole punching能够顺利工作，我们需要使用一个本地的TCP端口来监听来自外部的TCP连接，同时建立多个向外的TCP连接。幸运的是，所有的主流操作系统都能够支持特殊的TCP套接字参数，通常叫做“SO_REUSEADDR”，该参数允许应用程序将多个套接字绑定到本地的一个IP地址和端口（只要所有要绑定的套接字都设置了SO_REUSEADDR参数即可）。BSD(Berkeley Software Distribution，伯克利软件套件)系统引入了SO_REUSEPORT参数,该参数用于区分端口重用还是地址重用，在这样的系统里面，上述所有的参数必须都

设置才行。

打开P2P的TCP流

假定终端A希望建立与终端B的TCP连接。我们像通常一样假定终端A和B已经与公网上的已知服务器S建立了TCP连接。服务器记录下来每个注册的客户端的公网和私网的endpoint，如同为UDP服务的时候一样。从协议层来看，TCP Hole punching与UDP Hole punching是几乎完全相同的过程。

1)终端A使用其与服务器S的连接向服务器发送请求，要求服务器S协助其连接终端B。

2)服务器S将终端B的公网和私网endpoint返回给终端A，同时，服务器S将终端A的公网和私网endpoint发送给终端B。

3)客户端A和B使用连接服务器S的TCP端口异步地发起向对方的公网、私网endpoint的TCP连接，同时监听各自的本地TCP端口是否有外部的连接联入。

4)终端A和B开始等待向外的连接是否成功，检查是否有新连接联入。如果向外的连接由于某种网络错误而失败，如："连接被重置"或者"节点无法访问"，终端只需要延迟一小段时间（例如延迟一秒钟），然后重新发起连接即可，延迟的时间和重复连接的次数可以由应用程序编写者来确定。

5)TCP连接建立起来以后，终端之间应该开始鉴权操作，确保目前联入的连接就是所希望的连接。如果鉴权失败，终端将关闭连接，并且继续等待新的连接联入。终端通常采用"先入为主"的策略，只接受第一个通过鉴权操作的终端，然后将进入通信过程不再继续等待是否有新的连接联入。

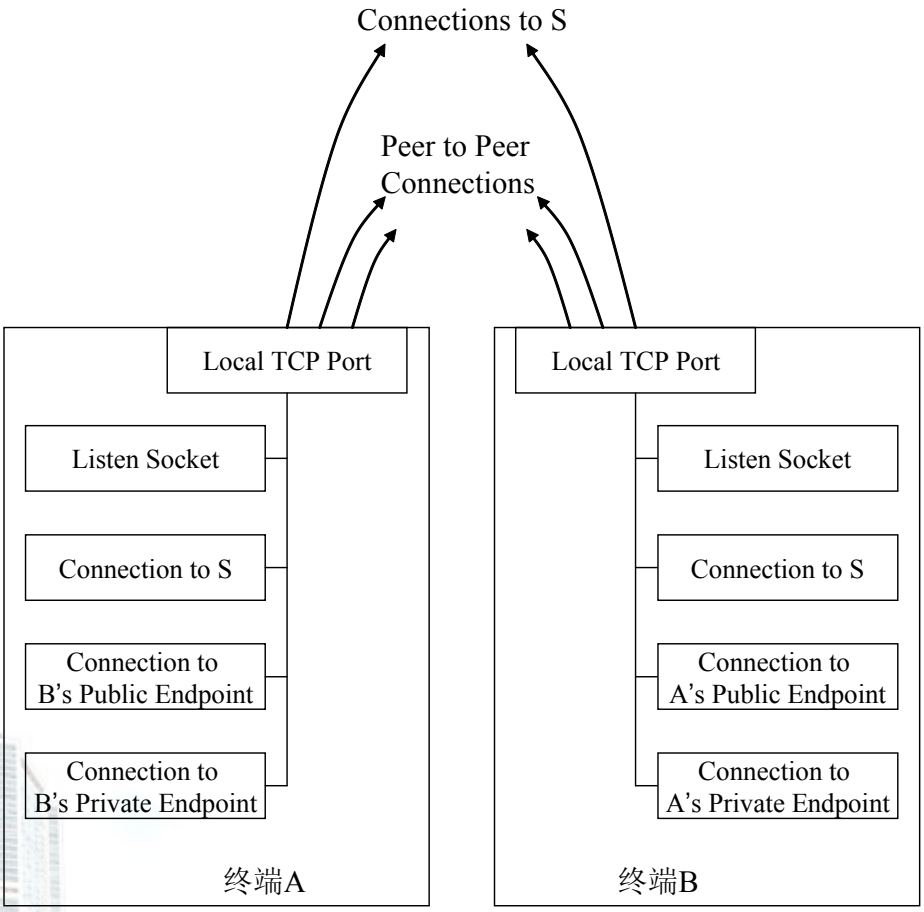


图10 TCP Hole Punching图

与UDP不同的是，使用UDP协议的每个终端只需要一个套接字即可完成与服务器S通信，并同时与多个P2P终端通信的任务，而TCP终端必须解决多个套接字绑定到同一个本地TCP端口的问题，如图10所示。现在来看更加实际的一种情景，终端A与B分别位于不同的NAT设备后面，如图5所示，并且假定图中的端口号是TCP协议的端口号，而不是UDP的端口号。图中向外的连接代表终端A和B向对方的私网endpoint发起的连接，这些连接或许会失败或者无法连接到对方。如同使用UDP Hole Punching遇到的问题一样，TCP Hole Punching也会遇到私网IP与“伪”公网IP重复造成连接失败或者错误连接之类的问题。客户端向彼此公网endpoint发起连接的操作，会使得各自的NAT设备打开新的“洞”允许终端A与B的TCP数据通过。如果NAT设备支持TCP“打洞”操作的话，一个在终端之间的基于TCP协议的流通道就会自动建立起来。如果终端A向B发送的第一个SYN报文发到了终端B的NAT设备，而终端B在此前没有向终端A发送SYN报文，终端B的NAT设备会丢弃这个报文，这会引起终端A的“连接失败”或“无法连接”问题。而此时，由于终端A已经向终端B发送过SYN报文，终端B发往终端A的SYN报文将被看作是由终端A发往终端B的报文的回应的一部分，所以终端B发往终端A的SYN报文会顺利地通过终端A的NAT设备，到达终端A，从而建立起终端A与B的P2P连接。

从应用程序的角度来看TCP Hole punching

从应用程序的角度来看，在进行TCP Hole punching的时候都发生了什么呢？假定终端A首先向终端B发出SYN报文，该报文发往终端B的公网地址，并且被终端B的NAT设备丢弃，但是终端B发往终端A的公网地址的SYN报文则通过终端A的NAT到达了终端A，然后，会发生以下的两种结果中的一种，具体是哪一种取决于操作系统对TCP协议的实现：

1)终端A的TCP实现会发现收到的SYN报文就是其发起连接并希望联入的终端B的SYN报文，通俗一点来说就是“说曹操，曹操到”的意思，本来终端A要去找终端B，结果终端B自己找上门来了。终端A的程序调用的异步connect()函数将成功返回，终端A的listen()等待从外部联入的函数将没有任何反映。此时，终端B联入终端A的操作在终端A的程序内部被理解为终端A联入终端B连接成功，并且终端A开始使用这个连接与B开始P2P通信。由于收到的SYN报文中不包含终端A需要的ACK数据，因此，终端A的TCP将用SYN-ACK报文回应终端B的公网endpoint，并且将使用先前终端A发向终端B的SYN报文一样的序列号。一旦终端B的TCP收到由终端A发来的SYN-ACK报文，则把自己的ACK报文发给终端A，然后两端建立起TCP连接。简单的说，第一种，就是即使终端A发往终端B的SYN报文被终端B的NAT丢弃了，但是由于终端B发往终端A的报文到达了终端A。结果是，终端A认为自己连接成功了，终端B也认为自己连接成功了，不管是谁成功了，总之连接是已经建立起来了。

2)另外一种结果是，终端A的TCP实现没有像1).中所讲的那么“智能”，它没有发现现在联入的终端B就是自己希望联入的。就好比在机场接人，明明遇到了自己想要接的人却不认识，误认为是其它的人，安排别人给接走了，后来才知道是自己错过了机会，但是无论如何，人已经接到了任务已经完成了。然后，A通过常规的listen()函数和accept()函数得到与B的连接，而由A发起的向B的公网地址的连接会以失败告终。尽管终端A向B的连接失败，终端A仍然得到了终端B发起的向A的连接，等效于终端A与B之间已经联通，不管中间过程如何，终端A与B已经连接起来了，结果是终端A和B的基于TCP协议的P2P连接已经建立起来了。

第一种结果适用于基于BSD的操作系统对于TCP的实现，而第二种结果更加普遍一些，多数Linux和

Windows系统都会按照第二种结果来处理。

TCP同时打开

假定各终端的TCP连接启动时间比较巧合，使得他们各自发送的SYN报文，在到达对方的NAT设备之前，对方的SYN报文都已经穿越NAT设备，并在NAT设备上生成TCP映射关系。在这种“幸运”的情况下，NAT设备不会拒绝SYN报文，双方的SYN报文都能通过终端间的NAT设备，到达对方。此时，终端会发现TCP连接同时打开，每个终端的TCP返回SYN-ACK报文，报文的SYN部分必须与之前发送的SYN报文一样，而ACK部分告知对方到达的SYN信息。

在这种情况下，应用程序的实现依赖于TCP的实现。如果双方终端按照前一节中所描述第二种行为执行，可能最终程序所有的异步connect()呼叫都会失败，但程序依然会收到一个新的、有效地P2P TCP流套接字accept()函数。 由于应用程序并不关心是否它最终收到的P2P TCP套接字的connect()或accept()，会导致有效地流可在任何依据RFC793标准的TCP上传输。

有序的Hole Punching

在这种变化的TCP Hole punching流程中，终端倾向于采用异步的方式进行连接，比如：(1)终端A通过服务器S告知终端B，需要建立一个连接，同时终端A并没有侦听本地端口；(2)终端B尝试向A发起连接，并在NAT设备打洞，但是由于超时、接收到终端A侧NAT设备回应的RST报文或者终端A返回的RST而导致连接失败；(3)终端B关闭与服务器S的连接，并用该TCP端口进行侦听；(4)服务器S依次也关闭与终端A的连接，终端A再尝试用原端口直接与终端B建立连接。

这种序贯程序尤其被用于安装Windows XP SP2操作系统之前的主机，这些主机不能正确处理TCP同时开启，或者TCP套接字不支持SO_REUSEADDR的参数。这种序贯程序存在更多的不确定性，可能会使通信启动更慢或不稳定。

P2P友好NAT

本节主要描述了能支持上文涉及的Hole punching技术的关键特性，并不是所有当前的NAT能支持这些特性，虽然大部分可以，同时NAT设备商会因市场的需要，而提供能更好支持P2P的设备。

一致的地址转换

本文描述的Hole punching技术只有当NAT设备始终将TCP或者UDP私网源endpoint一致的映射到一个相对应的公网endpoint时，才能运行正常。在RFC3489中，称该类NAT设备为cone类型NAT，即NAT设备强制将所有来自同一个私网endpoint映射到一个相同的公网endpoint。

考虑如上文图4－6描述的例子中，当终端A初始连接服务器S时，NAT A分配100.0.0.1:2000来映射A的私网endpoint：10.0.0.1:1000，当终端A尝试与终端B建立连接时，采用相同的本地私网endpoint作为源IP地址和端口，终端B的公网endpoint作为目的IP地址和端口。终端A需要依靠NAT A保留私网地址的标识，并需要重新使用存在的公网endpoint：100.0.0.1:2000，因为该endpoint也是终端B发报文给终端A的目的endpoint。

对于symmetric类型NAT设备，由于NAT上分配用来连接服务器和对端设备的端口不一致，而导致通信失败。大部分symmetric类型NAT设备，会采用公平地、可预期的方式给连续的映射关系分配端口。对

于这种情况，可以采用一种变化的Hole punching算法，通过预测NAT设备分配给P2P连接的公网端口，可以解决该类NAT设备的穿越问题。但是由于分配的端口是一个动态的目标，有时候也会有错误发生，比如已经被其他映射关系占用了预期的端口等。因为symmetric类型NAT设备并不比cone类型NAT设备更加安全，设备商为了支持P2P协议而更少采用symmetric类型NAT。

处理主动发起的TCP连接

当NAT设备公网侧收到一个SYN报文，而没有对应的映射关系时，NAT设备会悄悄的丢弃SYN报文，这很重要。一些NAT设备会采用返回TCP RST报文，甚至ICMP错误报告报文替代丢弃行为，这样会影响TCP Hole punching流程，会导致终端花费更长时间完成打洞。

保持载荷独立

少数NAT设备会去扫描报文载荷，获取4byte类似IP地址的信息，然后用报文IP头中的地址信息去替换这4byte字段。这种不好的处理方式会使得通信不正确，应用程序可以简单的保护他们发送报文中的IP地址信息，比如将IP地址采用二进制反码表示。

回环转换

一些多层NAT应用中，需要回环转换使得Hole punching能正常工作，如前文提到的多层NAT设备后面的应用所描述的NAT C必须支持回环转换。■

NAT穿越解决方案组网介绍 之三

剖析ICE

■ 文/沈 岭

ICE

ICE（Interactive Connectivity Establishment）并非是解决NAT穿透问题的协议，而是一个框架，其他的NAT穿透协议，如STUN、TURN等作为最后起作用的协议被整合到这个框架中。区别于其他的NAT穿透解决方案，ICE是一种试探和更新式的解决方案，通过搜集自身和对端尽可能多的网络地址，尝试在这些地址间建立数据通道，并在这一过程中不断更新先前收集到的信息，从而找到能够进行NAT穿透的数据通道。

算法流程

第一阶段为地址收集阶段。在这个阶段，会话的发起方A通过各种方式收集可用的本地传输地址（Local Transport Address）和派生传输地址（Derived Transport Address）（包括端口信息）。本地网络地址包括所有本地设备的网卡地址，VPN网络地址，MIP网络地址。派生传输地址指通过本地地址向STUN或TURN服务器发请求得到的网络地址，这些地址分两类：一类通过STUN的Binding Discovery得到，称为服务器反向地址（server reflexive transport addresses），另一类通过Relay得到，称为中继地址（relayed transport addresses）。这两个用法分别在RFC5389和RFC5766中定义。服务器反向地址实际上是终端的数据包经过一重或多重NAT穿透后由TURN服务器观察到的NAT转换后的地址。中继地址是TURN服务器为TURN请求的发起方在本机上分配的代理地址，所有被路由到该地址的网络包将会被转发到服务器反向地址，继而穿透NAT发送到终端，因此如名字所示，它是TURN服务器完成中继功能的地址。

第二个阶段为地址交换和验证阶段。在上一个阶段中收集的所有地址根据本地策略被排序，添加到offer中经由信令协议（例如SIP协议）发送至对端。对端在收到offer后必须返回answer报文，answer中的地址同样被收集并排序。地址交换完成后，通讯会话的两方同时开始地址验证。首先，终端将本地地址集与远端地址集逐一配对，n个本地地址与m个远端地址配对的结果是n×m个地址对。对这些地址对的连接检查过程是通过发送和接收STUN请求响应消息完成的，此时终端在每个地址对中的本地地址上必须同时充当STUN服务器和STUN客户端的角色。当通过地址对中的本地地址向地址对中的远端地址发送STUN请求消息并成功收到响应时，此地址对称为是可接收的，当从一个地址对中的本地地址接收到

STUN请求消息并成功向此地址对中的远端地址发送STUN响应时，此地址对称为是可发送的。只有当一个地址对同时是可接收和可发送时，此地址对才是可连接的。

在对地址对进行连接验证时有可能发现此前在地址收集阶段没有发现的新的地址对，此时需要对地址对的集合进行更新并验证此新地址对的连接。地址对的更新多发生在symmetric NAT的情况下。如图一所示，A已经事先得到本地地址192.168.0.2:37000和通STUN服务器交互发现的服务器反向地址60.1.1.1:11111，并通过信令交互得到了B的地址70.1.1.1:12345，现在A准备对地址对192.168.0.2:37000 – 70.1.1.1:12345进行验证，A通过192.168.0.2:37000向B发送STUN请求消息，由于A的外层是symmetric型NAT，因此当请经过NAT时，NAT为其分配的绑定为192.168.0.2:37000 – 60.1.1.1:22222，而非先前与STUN服务器通讯时分配的绑定192.168.0.2:37000 – 60.1.1.1:11111。B收到请求消息后将其发现的A经过NAT转换后的地址60.1.1.1:22222放到STUN响应消息中，A收到请求后发现此地址不在先前发现的地址集合中，因此增加要验证的地址对并检查他们的连接。这类通过与远端终端交互发现的地址称为远端反向地址（peer reflexive transport addresses）。

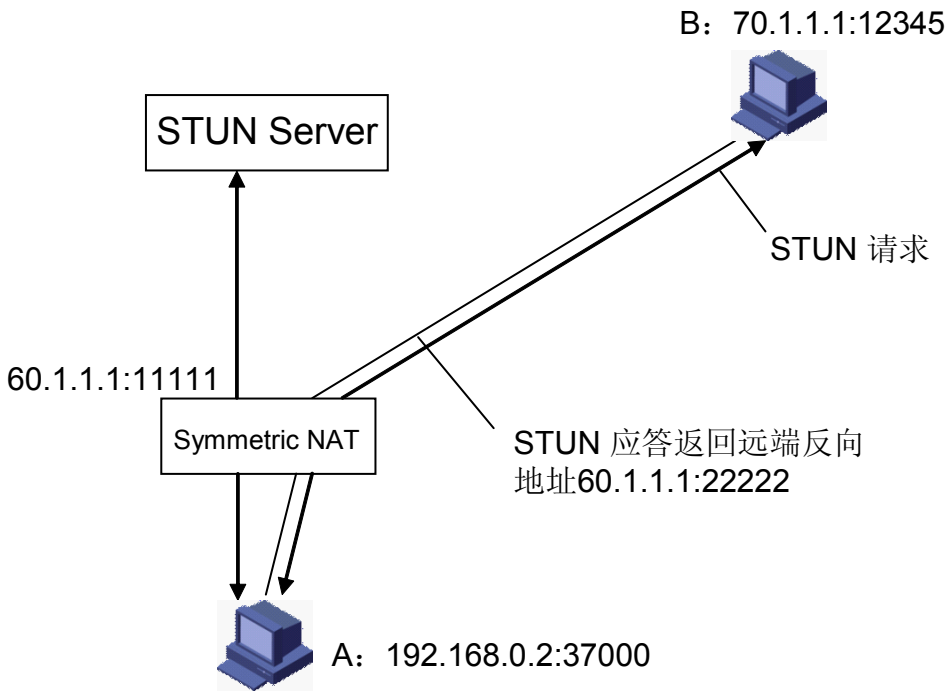


图1 Symmetric NAT的ICE交互

在完成所有地址对的连接检查后，终端即根据优先级在验证通过的地址对中选择一个开始媒体通讯，同时一个描述所有地址对的连接检查结果的新的offer通过信令协议发送给对端，对端要返回一个同样携带连接检查结果的answer。

ICE方式的优势是显而易见的，它消除了现有的UNSAF机制的许多脆弱性。例如传统的STUN有几个脆弱点，其中一个就是发现过程需要客户端自己去判断所在NAT类型，这实际上不是一个可取的做法。而应用ICE之后，这个发现过程已经不需要了。另一点脆弱性在于STUN、TURN等机制都完全依赖于一个附加的服务器，而ICE利用服务器分配单边地址的同时，还允许客户端直接相连，因此即使STUN或TRUN服务器中有任何一个失败了，ICE方式仍可让呼叫过程继续下去。此外，传统的STUN最大的缺陷在于它不能保证在所有网络拓扑结构中都正常工作，最典型的问题就是Symmetric NAT。对于TURN或类似转发方式工作的协议来说，由于服务器的负担过重，很容易出现丢包或者延迟情况。而ICE方式正好提

供了一种负载均衡的解决方案，它将转发服务作为优先级最低的服务，从而在最大程度上保证了服务的可靠性和灵活性。

算法细节

ICE到通信协议的映射

使用ICE方式穿透NAT，必须映射ICE定义的参数到通信协议消息格式中，比如SIP协议ICE需同时对其SDP属性进行简单扩展——在SDP的Media块中定义一个新的属性“alt”来支持ICE。语法属性如下：

```
alt-attribute = "alt" ":" id SP qvalue SP derived-from SP
                username SP password SP
                unicast-address SP port [unicast-address SP port]
                ;qvalue from RFC 3261
                ;unicast-address, port from RFC 2327
username      = non-ws-string
password      = non-ws-string
id            = token
derived-from = ":" / id
```

启动STUN

会话发起者获得一组派生传输地址后，将在本地传输地址启动STUN服务器，这一步是用来探测连通性的。与传统的STUN不同，客户端不需要在任何其它IP或端口上提供STUN服务，也不必支持TLS，ICE用户名和密码已经通过信令协议进行交换。

客户端使用同一个本地传输地址来接受STUN请求包和媒体包，所以发起者需要消除STUN消息与媒体流协议之间的歧义。在RTP和RTCP的媒体流环境中实现这个并不难，因为RTP与RTCP包总是以0b10(v=2)打头，而STUN是0b00。

确定传输地址的优先级

优先级反映了客户端使用该地址来接收流量的优先程度，取值范围在0到1之间，通常优先级按照业务流量大小来确定，流量小的优先，相同流量的情况下Ipv6地址比Ipv4地址具有更高优先级。然后是STUN、RSIP、TEREDO来源地址，最后是VPN地址。

初始化消息包含一个缺省地址和候选地址列表。缺省地址通常被Initiate消息映射到通信协议信令消息传递地址上，而候选地址列表用于提供额外的地址。对于每个媒体流来说，任意Peer之间实现最大连通可能性的传输地址是由公网上转发服务器(如TURN)提供的，但TURN用Relay方式来工作，会造成服务器负担，所以通常这是优先级最低的传输地址。客户端将可用的传输地址编成一个候选地址列表(包括一个缺省地址)，并且为每个候选元素分配一个会话中唯一的标识符。该标识符以及上述的优先级都被编码在候选元素的id属性中。一旦初始化信息生成后即可被发送。

响应处理：连通性检查和地址收集

会话应答方接收到初始化信息Initiate Message后，会同时做几个事情：首先，执行地址收集过程。这些地址可以在呼叫到达前预收集，这样可以避免增加呼叫建立的时间。当获得来源地址以后，应答方会发送STUN Bind请求，该请求要求必须包含Username属性和Password属性，属性值为从 “alt”中

得到的用户名和密码。STUN Bind请求还应包括一个Message-Integrity属性，它是由Initiate Message中候选元素的用户名和密码计算得来的。此外，STUN Bind请求不应有Change-Request或Response-Address属性。

生成接受信息(Accept Message)

应答者可以决定是接受或拒绝该通信，若接受发送Accept消息，若拒绝则ICE过程终止。Accept消息的构造过程与Initiate Message类似。

接受信息处理

如果Initiate Message的接受者不支持ICE，则Accept Message将只包含缺省的地址信息，这样发起方就知道它不用执行连通性检查了。如果本地配置信息要求发起者通过TURN服务器发包来进行连通性检查，发起者需要重新分配一个TURN来源地址，使用Send命令。一旦Send命令被接受，发起者将发送所有的媒体包到TURN服务器，由服务器转发至响应者。如果Accept Message包含候选项，则发起方处理Accept Message的过程就与响应方处理Initiate Message很相似了。

附加ICE过程

Initiate或Accept消息交换过程结束后，双方可能仍将继续收集传输地址，这通常是由于某些STUN事务过长未结束导致的，另一种可能是由于Initiate/Accept消息交换时提供了

新的地址。

应用举例

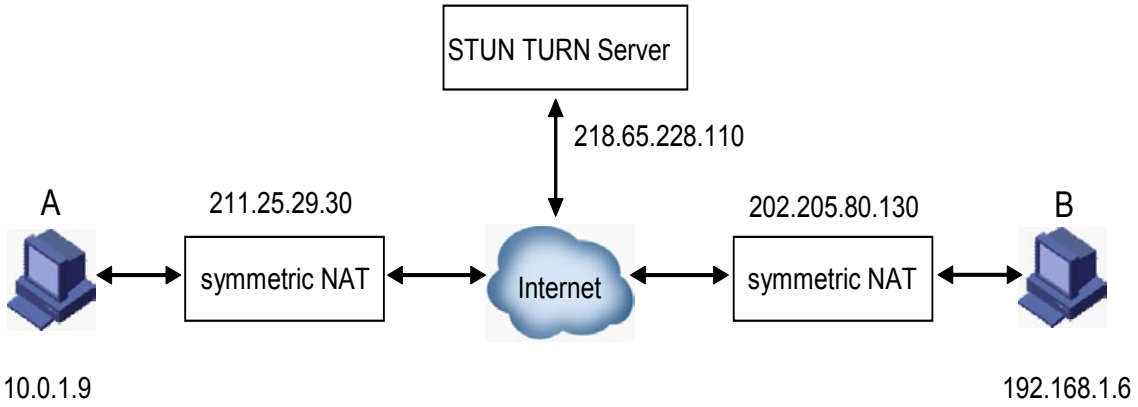


图2 基于Symmetric NAT的通信实例

假设通信双方同时处于对称式NAT/FW内部，现在终端A要与B进行语音通信。A的私网地址是10.0.1.9，公网地址是211.35.29.30；B的私网地址是192.168.1.6，公网地址是202.205.80.130；STUN/TURN服务器的地址是218.65.228.110。

首先A发起请求，进行地址收集，如图所示。生成A的Initiate Message如下：

v=0

o=Dodo 2890844730 2890844731 IN IP4 host.example.com

s=

c=IN IP4 218.65.228.110

t=0 0

m=audio 8076 RTP/AVP 0

a=alt:1 1.0 : user 9kksj== 10.0.1.9 1010

a=alt:2 0.8 : user1 9kksk== 211.35.29.30 9988

a=alt:3 0.4 : user2 9kksl== 218.65.228.110 8076

其中本地地址的优先级为1.0（最高），公网地址即STUN返回地址的优先级为0.8，TURN地址优先级为0.4。当B收到消息后，也进行地址收集，过程和A类似。

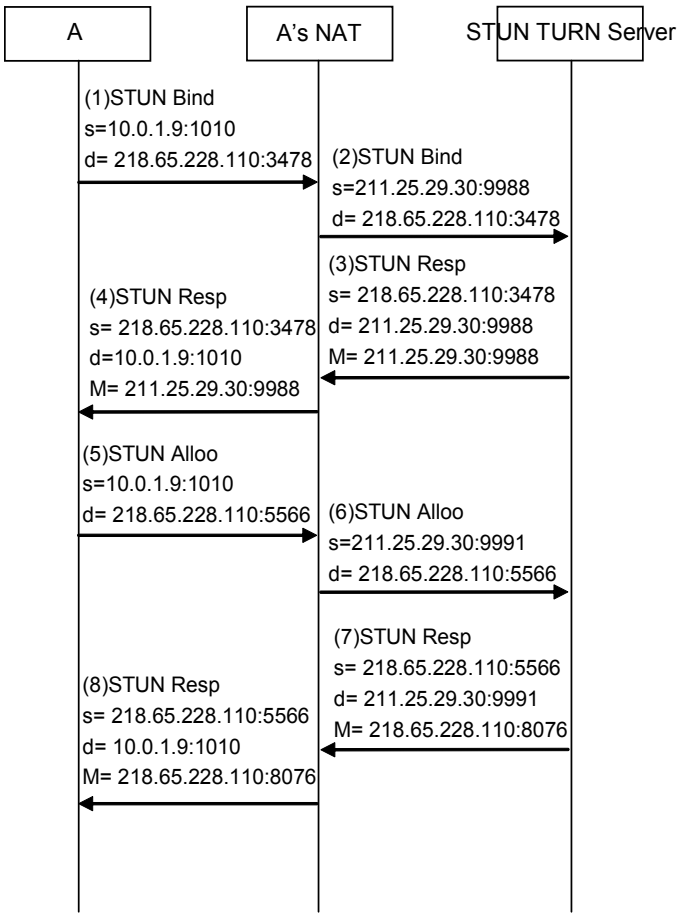


图3 A的地址收集过程时序图

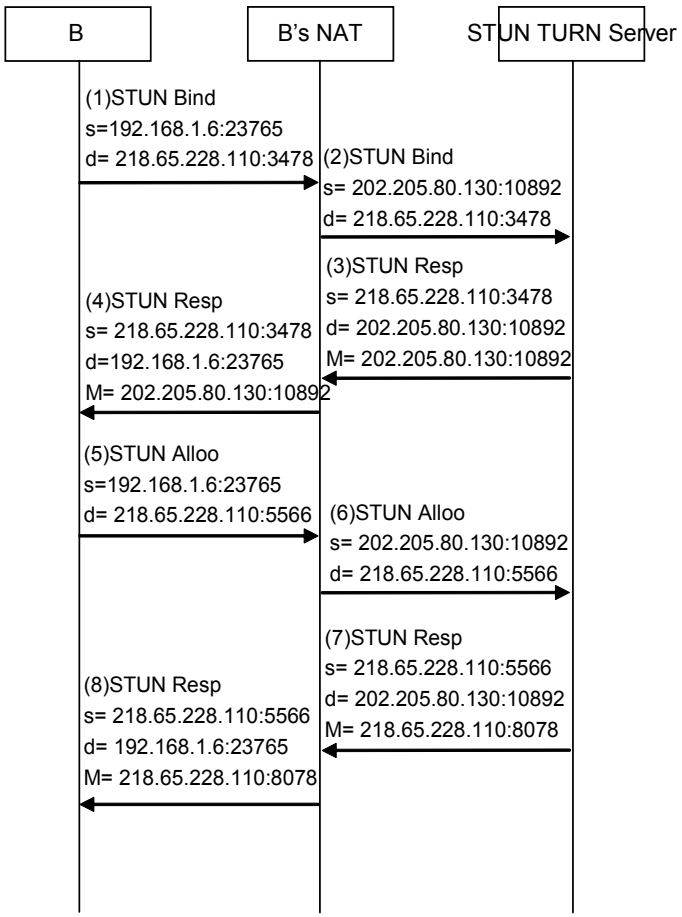


图4 B的地址收集过程时序图

然后B开始执行连通性检查，我们不难发现，到10.0.1.9:1010的STUN请求和到211.35.29.30:9988的STUN请求都将不可避免地失败。因为前者是不可达的私网地址；后者由于Symmetric NAT会对于每一个STUN请求都将分配不同的Binding，A的NAT发出的STUN Bindding报文的源端口相比派生传输地址已经发生了改变，当数据包抵达A的NAT时，NAT会发现传输地址211.25.29.30:9988已经映射202.205.80.130:10892了。而此时STUN请求的源地址并为208.205.80.130:10896，所以数据包必然会被A的NAT/FW所丢弃。然而，到218.65.228.110:8076的STUN请求却是成功的，因为TURN服务器用它收集到的原始地址来发送TURN请求。

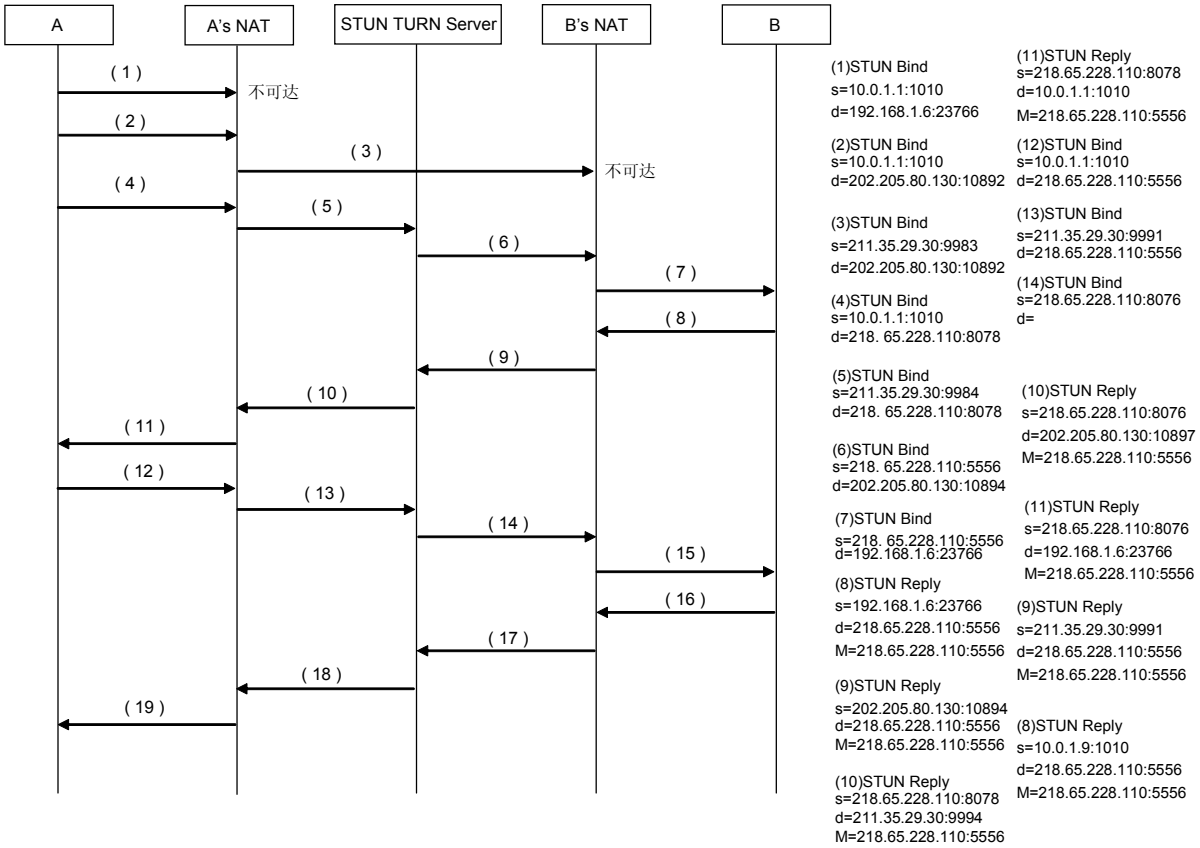


图5 B的连通性检查

完成连通性检查后，B产生的应答消息如下：

v=0

o= Vincent 2890844730 289084871 IN IP4 host2.example.com

s=

c=IN IP4 218.65.228.110

t=0 0

m=audio 8078 RTP/AVP 0

a=alt:4 1.0 : peer as88jl 192.168.1.6 23766

a=alt:5 0.8 : peer1 as88kl 202.205.80.130 10892

a=alt:6 0.4 : peer2 as88ll 218.65.228.110 8078

a=alt:7 0.4 3 peer3 as88ml 218.65.228.110 5556

当A收到应答后，它也执行连通性检查，如图所示：

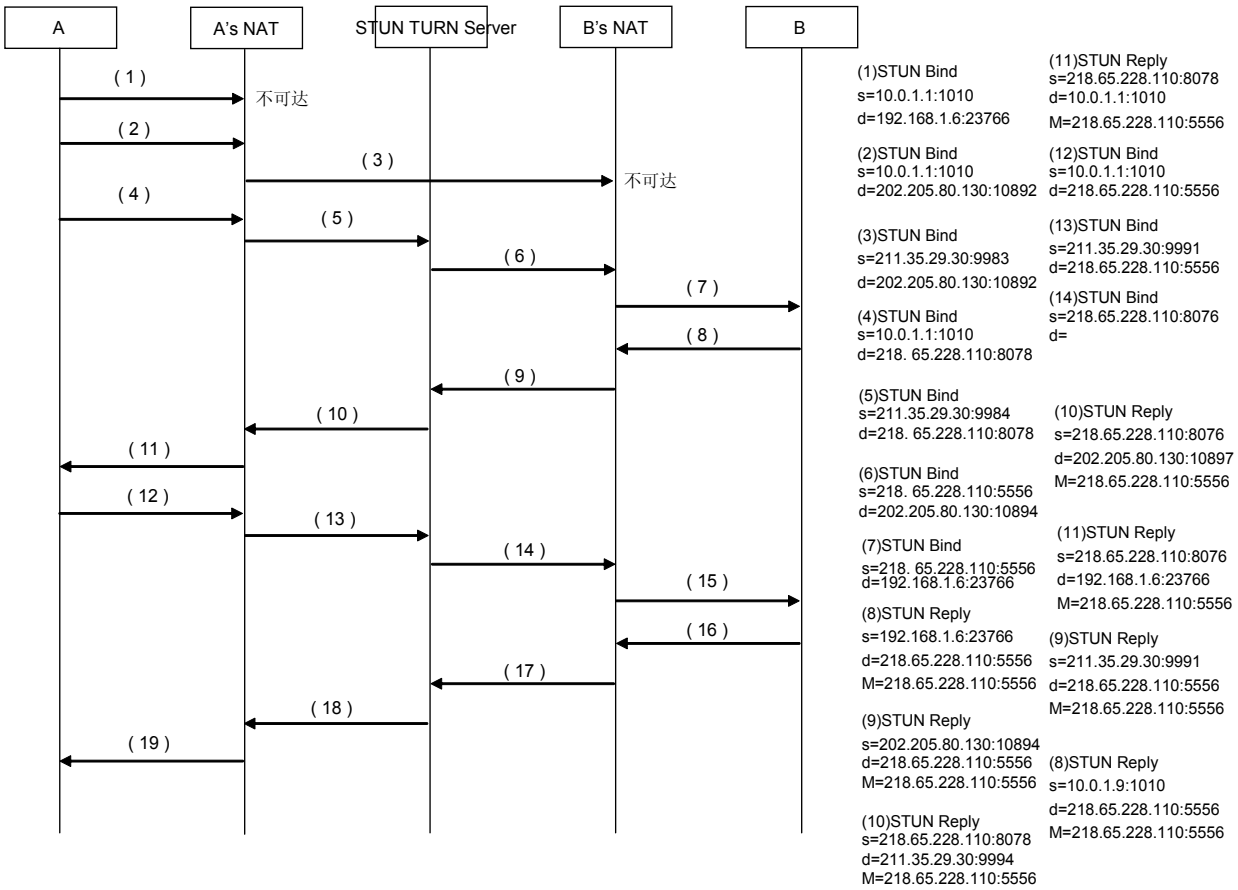


图6 A的连通性检查

和前面一样，对于B的私有地址和STUN来源地址的连通性检查结果均为失败，而到B的TURN来源地址和到B的peer-derived地址成功(本例中它们都具有相同的优先级0.4)。相同优先级下我们通常采用peer-derived地址，所以A发送到B的媒体流将使用218.65.228.110:5556地址，而B到A的媒体流将发送至218.65.228.110:8076地址。以上为基于ICE方式解决Symmetric NAT/FW穿透问题的一个简化后的典型实例。

ICE方案的特性如下表：

特性	说明
实现复杂度	一般
TCP穿透支持	支持
对现有设备的要求	对现有NAT设备无要求，支持所有类型的NAT设备。客户端必须支持，网络结构中需要增加STUN/TURN服务器
可扩展性	可扩展性好，与具体协议无关
安全性	较好
健壮性	好，适用于所有NAT及NAT拓扑类型，且由于存在中继服务器，NAT穿透一般总是能成功

NAT穿越解决方案组网介绍 之四

SBC解决方案

■ 文/沈 岭

SBC（Session Border Controller）最早是应用于电信运营商NGN领域的一种产品形态，定位在电信NGN网络的IP业务网关，解决NGN业务部署中遇到的NAT/FW穿越、安全、互通、QoS等问题。SBC设备采用Full Proxy（全代理）方式定向传输信令/媒体流，可识别应用层消息。

从某种程度上说，SBC方案可以看成是信令协议Agent和ALG的结合体，SBC一般被部署在核心网的边缘，SBC管理域内的所有终端都向SBC注册，并定时发送keep alive消息维持信令通道和NAT Binding的存在。当终端通过SBC发起呼叫时，SBC通过分析协议将其中的信令地址和媒体地址替换为在本机临时分配的地址，然后才转发出去，因此在外界看来，呼叫似乎是由SBC发起而不是隐藏在SBC之后的终端。由于SBC位于公网上且终端定期向SBC注册，所以SBC与终端中间不存在NAT穿透的问题，而SBC由于成为终端位于公网上的完全代理可以顺利解决一侧的NAT穿透问题。

SBC可以帮助SIP/MGCP信令穿越已经存在的FW/NAT，而不需要对现有的FW/NAT设备做任何改变。具体来说，对于SIP终端，SIP终端设备会周期性发注册消息到SBC；对于MGCP终端，当收到MGCP设备的第一个注册消息后，SBC会周期性发AUEP消息到终端，强制其再不停的周期性回复200OK消息。这样，由于不停的有信令消息经过防火墙/NAT设备，可以使防火墙/NAT对通过的消息流始终保持一个确定的端口；同时，当注册信息经过SBC，它将记录在防火墙上的第三层的IP地址和端口等信息，并且将此信息与防火墙后面的终端的用户名或电话号码等第五层信息进行绑定记录。这样，当一个信令到来，SBC将通过防火墙上正确的地址和端口发送给被叫方。

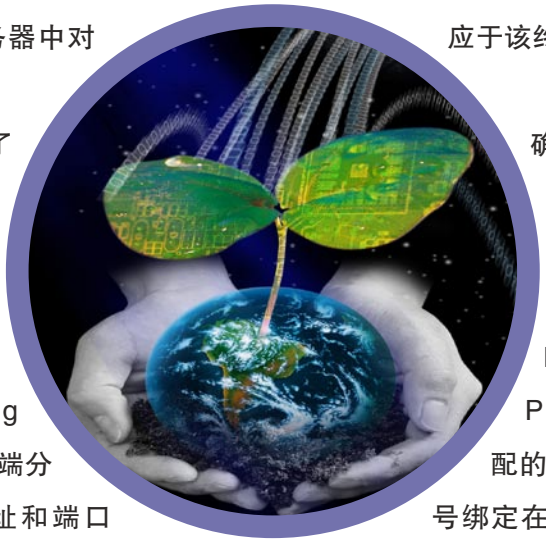
下文以SBC帮助SIP协议穿越FW/NAT为例，介绍SBC的基本架构和信令处理流程。SBC一般包括两个主要的功能模块：Signaling Proxy和Media Proxy。其中Signaling Proxy负责处理SIP会话信令，而Media Proxy负责对媒体流进行控制，Signaling Proxy和Media Proxy之间使用特定的协议和接口(例如Megaco协议) 来交换信息。

Signaling Proxy

Signaling Proxy是一个高性能的B2BUA(Back to Back User Agent)，负责对所有经过此节点的双向SIP会话信令进行必要的处理。在B2BUA中， 其中一个作为UAS(User Agent Server)负责接收并处理主叫终端的会话请求，而另一个就作为UAC(User Agent Client) 向下一跳发出会话请求。与代理服务器不同，B2BUA必须维护各个会话的状态，并参与到会话建立的信令交互过程中。

为了确保SIP会话信令通过SBC， 可以修改域名服务器中对应于呼叫服务器(Call Server) 的条目，将SBC的IP地址作为呼叫服务器的IP地址响应给进行DNS查询的终端，终端就会把发往呼叫服务器的信令都直接发到SBC。这些改动对终端用户是透明的，但SBC可以获得所有的呼叫信息，并能够参与到呼叫建立的过程中去具体实施控制。其次，Signaling Proxy也必须对SIP会话信令中与信令和媒体有关的地址信息进行修改。

(1) SIP用户注册消息处理，Signaling Proxy在截获SIP的用户注册消息之后，将使用自己的IP地址和端口号改写SIP头标中的Via和Contact域，然后再发往呼叫服务器(SIP注册服务器)，这样就可以把SIP用户的当前位置绑定在SBC上，当该SIP用户作为被叫的时候，信令都会首先发至SBC。同时，因为NAT服务器会在比较短的间隔内清除地址/端口映射表中的UDP无效表项，所以当终端使用UDP来传输SIP信令的时候，位于NAT服务器之后的终端必须周期性(大概几十秒)的向外部的呼叫服务器发送注册消息，才能够使NAT服务器中对应于该终端的地址/端口映射表项保持有效。



(2) SIP消息改写，为了确保Signaling Proxy始终位于信令通路上，Signaling Proxy必须使用本地的地址和端口号来改写SIP消息中的Via和Contact域。当使用内部地址的终端用户向呼叫服务器发送信令的时候，经过Firewall/NAT之后的IP分组将使用NAT服务器分配的源地址和源端口。收到此信令的Signaling Proxy就会在本地建立一个映射关系，NAT服务器将为此终端分配的地址和端口号，以及Signaling Proxy为此会话分配的地址和端口号绑定在一起。这样，当反向信令到达Signaling Proxy的时候，Signaling Proxy将透过Firewall/NAT上正确的地址和端口号将信令发送给终端。

(3) 修改SDP，为了将Media Proxy加入到媒体通路中，SIP消息中的SDP部分也应当被改写。SDP中包括了终端准备用来收发媒体的地址和端口信息。当终端位于Firewall/NAT之后的时候，这些信息如果原封不动的送达通信对端，就会导致通信对端发送媒体流失败。Signaling Proxy将通过Media Proxy分配本地的地址和端口号，并使用本地的地址和端口号改写这些信息，就可以保证双向媒体流的建立。

Signaling Proxy只对特定SIP信令消息中的特定域进行修改，其他的消息和域都将维持不变。

Media Proxy

Media Proxy接受Signaling Proxy的控制，是会话双方之间RTP/RTCP媒体流的转换点。因为所有的媒体流都要经过Media Proxy，所以应当具有控制媒体流的能力，对服务质量进行管理，获取计费信息及动态的网络地址/端口转换等。经过SBC信令和媒体流整个过程如图8所示。当主叫的用户代理(UA)发起呼叫的时候①，Signaling Proxy会在收到INVITE消息之后向Media Proxy申请分配本地的NAT地址和端口(呼叫服务器侧)②，并使用Media Proxy返回的地址和端口号③，改写信令消息中携带的SDP，然后再发往呼叫服务器④，最终由呼叫服务器送达被叫方⑤。当反向信令到达Signaling Proxy的时候⑥⑦，Signaling Proxy会再次向Media Proxy申请分配本地的NAT地址和端口(主叫用户侧)⑧，并使用返回的地址和端口号⑨改写反向信令中携带的SDP，然后再发往主叫的用户代理⑩。

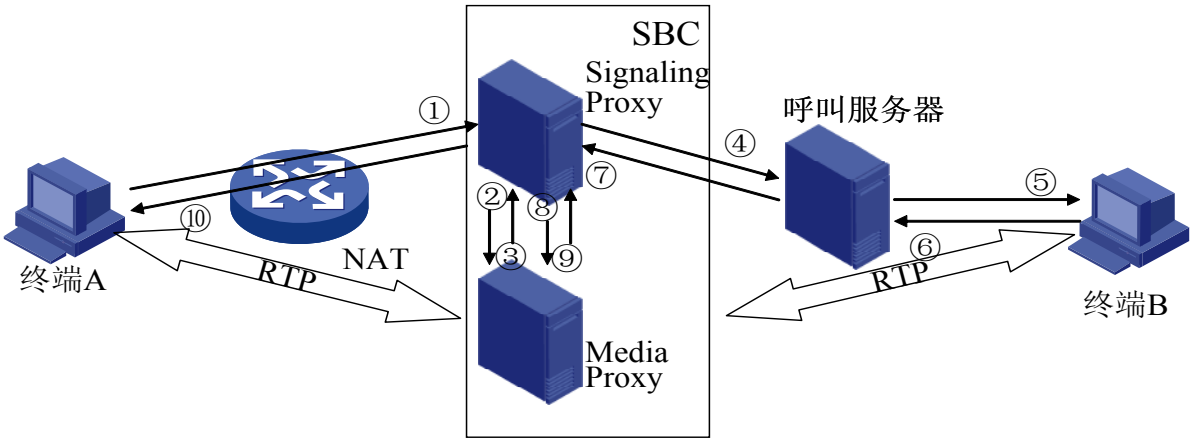


图1 经过SBC 的信令流和媒体流过程

经过这样的信令处理之后，主叫和被叫都会将媒体流发往Media Proxy上指定地址和端口，此时Media Proxy就可以通过读取媒体流的源地址和源端口来确定位于NAT之后的主叫/被叫在其Firewall/NAT上所使用的全局地址和端口，进而把通信对端的媒体流发往该地址/端口。因为Firewall/NAT上已经存在了对应此全局地址/端口的映射关系，Firewall/NAT会将此媒体流转发给内部的终端，至此双向的媒体连接建立成功。因此，SBC在不降低网络安全性的前提下，为Firewall/NAT后的用户提供了安全的双向通信。

(1) 动态的网络地址/端口转换(NAPT)，Media Proxy所具备的NAPT功能不仅可以解决运营商网络或用户网络的IPv4地址短缺问题，还隐藏了运营商网络和用户网络的拓扑信息，增强了对拒绝服务(Denial of Service)攻击的防御能力，也保证了运营商网络拓扑的机密性。

(2) 产生计费信息，Media Proxy是媒体流的必经之处，因此可以对会话的时长、会话的类型(语音、视频等)以及双向的数据流量进行监视和统计，是产生CDR(Charge Detail Records)的合适位置。

(3) 网间的QoS映射，IP头标中的ToS域(Type Of Service)/DS域(Differentiated Service)指示了分组所应获得的QoS(Quality of Service) 级别。为了保证端到端的服务质量，必须在两个网络的边缘完成QoS映射。当会话的IP分组在经过Media Proxy的时候，都携带了来源网络所做的ToS/DS标记，MediaProxy可以根据事先配置好的映射规则改变这些标记，再送入目的网络中，从而保证该会话的QoS在不同运营商的网络内保持一致，也就是保证其端到端的QoS。

(4) IPv4到IPv6的协议转换，当处在两个异种网络(IPv4/IPv6)边缘的时候，Media Proxy还可以提供这两种IP协议的转换。Media Proxy由于其所处的特殊位置成为部署IPv4/IPv6协议转换的理想设备。

部署SBC设备对已存在的网络拓扑结构没有影响，无需升级以便支持交互式会话的NAT穿越。很多厂家的SBC设备集成了额外的辅助模块，另SBC的引入更像是一整套解决方案，如华为的SE2000系列SBC设备支持多级NAT穿越形式，XX公司的SBC融合了STUN服务器，使其运行起来更像是ICE方案。在防攻击上SBC可提供隐藏核心网络和内部网络的拓扑、用户注册和IP地址绑定、防止DOS攻击，防媒体流攻击等安全特性。

采用SBC（Session Border Controller，会话边界控制器）是低成本解决IP多媒体业务NAT穿越并保障IP通信系统终端接入安全的有效方式，同时SBC还可以很好解决传统IP录音方案在分布式组网时存在

的问题，相信SBC将在企业IP通信系统建设中得到更为广泛的应用。

特性	说明
实现复杂度	较复杂
TCP穿透支持	支持
对现有设备的要求	对客户端和NAT设备均无要求，要求实现SBC服务器
可扩展性	可扩展性差，由于协议相关性大，增加新协议时需要升级SBC
安全性	高
健壮性	好，代理的穿透方式总是能成功
其他	由于使用集中控制的方式，比较容易实现QoS。所有媒体流都经过SBC服务器也使SBC容易成为性能的瓶颈。

NAT穿越解决方案组网介绍小结

Hole Punching和STUN实现简单，但都不适用于Symmetric NAT; TURN和SBC看上去很美，也有厂商开发了专门提供Relay服务的穿透设备，但性能和可靠性始终是Relay模式最大的弱点——提高性能意味着付出更多的金钱。ICE是一个应用框架能灵活的选择穿透服务，不过我想说的是，如果你已经有了足够强大的Relay服务器，为何还要选择不完美的打洞方案呢？综上所述，如何正确的部署NAT穿越方案需要针对不同的场合不同对待，想要一劳永逸，还是忍忍等IPv6吧。■

视频监控双网卡解决方案

■ 文/王连朝

概要

数字视频监控系统以其控制灵活、信息容量大、存储和检索便利等优点逐步取代了传统的模拟视频监控系统，被广泛应用于监控、安防、质检等方面。随着计算机及网络技术的发展、普及和网络带宽的迅速扩大，视频监控已经发展到了网络多媒体监控系统，即将数字视频监控技术与网络技术相结合，在现场监控主机无人职守情况下，实现局域网或Internet远程监控的功能。

监控业务由传统的模拟监控发展到网络监控，应用场景和范围不断扩展，由原来局部特定区域发展到覆盖整个园区、街道、城市，甚至多个城市。小规模的监控系统中，常常采用的是专网的方式进行组网。这种组网的好处就是监控数据在网络中的传输不受任何限制，用户可以在任何地方接入并对监控系统进行操作。

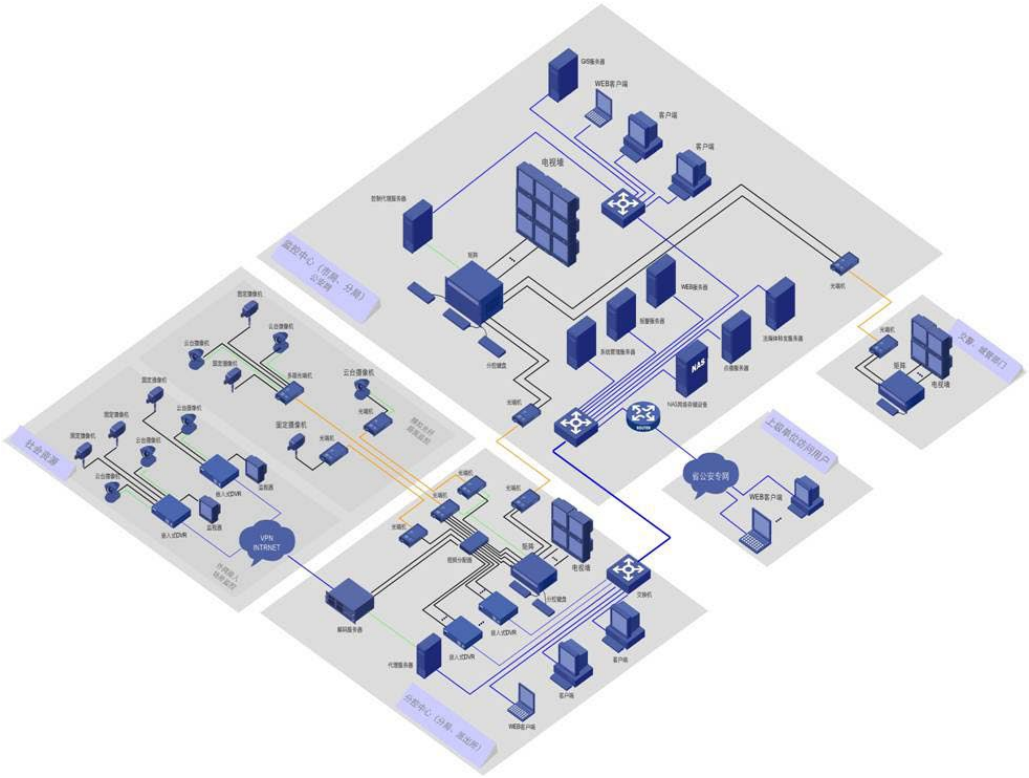


图1 视频监控管理系统组网示意图

但随着监控系统规模的不断扩大,新的需求也不断的增加。主要遇到的问题有：

NAT 防火墙

在平安城市中，除了公安系统自身的需要监控资源之外，也需要对外部社会发布视频信息，这时NAT会成为一个很常见的问题。

由于NAT内部即局域网内终端的IP地址是私有的，对局域网外来说是不可路由的，因此NAT内部的摄像机资源不能接受局域网外用户的调用和查看。

网闸

在不同区域被物理隔绝，当必要时被隔绝区域会通过网闸允许部分必要工作流数据通过，同时网闸会对通过的数据进行限制，如不允许UDP包通过、不允许非工作流数据通过等等，平时网闸处于打开状态，这样显然会导致监控系统与用户、或其他监控系统之间由于没有正常链路而无法进行通讯。

监控双网卡解决方案

H3C公司的视频监控系统双网卡解决方案，为这种远端终端或用户安全接入中心监控系统的需求提供了一种解决方案，既减少了对网络设备的要求，又保证了远端用户接入的安全性要求。

技术原理

监控服务器提供4个1000M业务网口，可以跨越在不同的网段上，实现公、私网或者隔绝网络的穿越，同时也可以为用户提供网络负载均衡的功能。在存在防火墙的环境中，可以把监控服务器的两个网口分别布置在防火墙的两侧，连接内、外网的监控终端和客户端，从而可以直接绕过防火墙进行开会，而不影响其它数据业务的安全，内、外网进出数据业务时仍然会通过防火墙，网络安全保护作用不受影响。

监控服务器控制位于不同区域的终端和客户端从不同网口收发数据流，采用为网口设置用户路由表的方式来实现。监控服务器根据网口路由信息，控制信令和业务数据的转发。

监控服务器每个网口有三种状态：禁用、启用未连接和启用已连接，如下图所示进行状态切换：

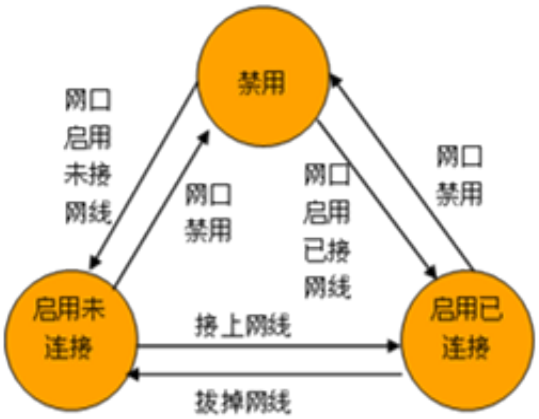


图2 网口状态迁移示意图

网络接入模块通过以下步骤顺序控制不同会场码流从不同网口进行收发：

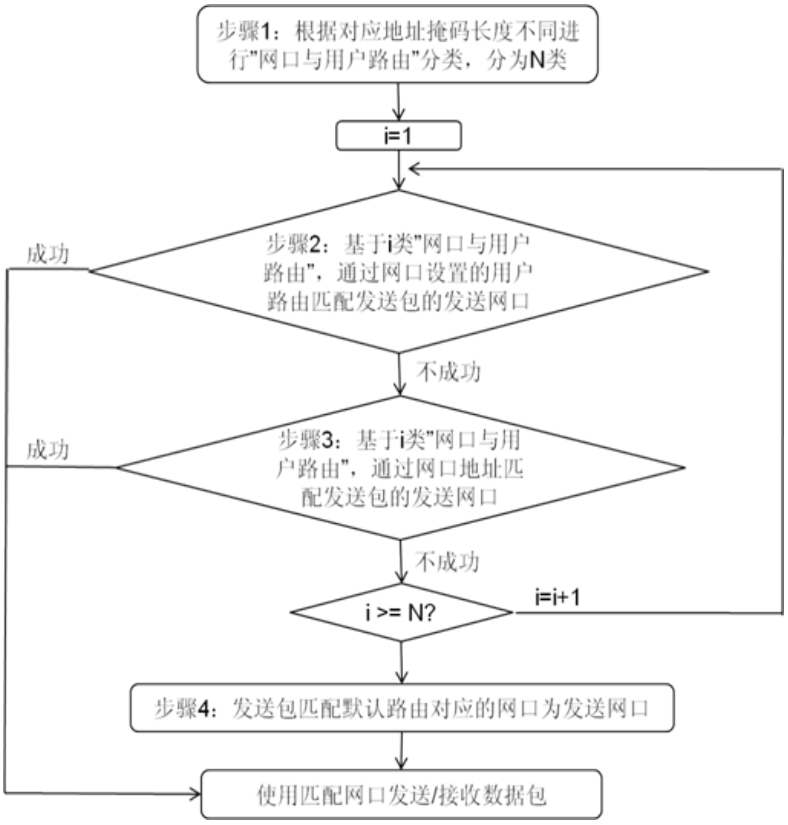


图3 数据包转发匹配流程

业务转发流程

在监控系统双网卡解决方案，监控服务器VM3.0/ ISC3000-E/ISC3000-S/DM3.0/MS3.0支持配置双网卡，两块网卡分别连接两个互相隔离的网络，假定客户端位于网络A，监控整个组网服务器、终端以及存储设备在网络B，那么，客户端可以通过服务器在网络A的接口，登陆系统，调用网络B内监控系统的图像。

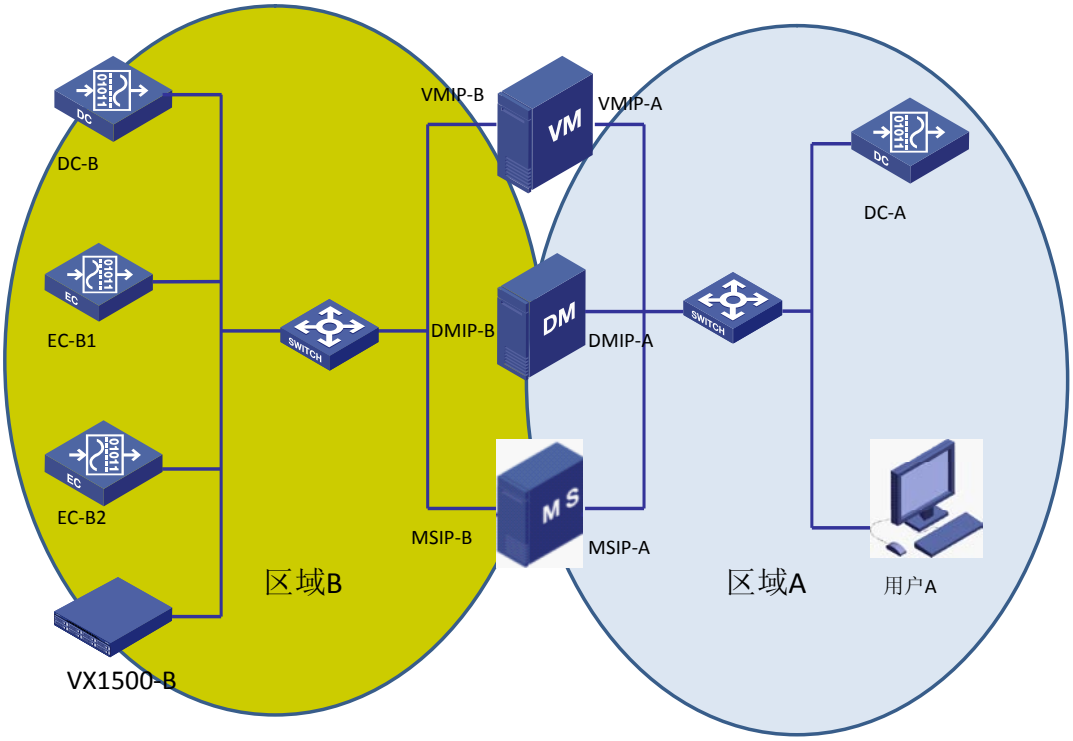


图4 双网卡解决方案组网示意图

在双网卡解决方案的组网中：

1、组网中监控服务器需要配置双网卡，分别连接2个隔离的网络

2、对于具有转发功能的产品如MS3.0、VX500、ISC3000-S或装有MS3.0的二合一、三合一产品形态等，需要在其网口上，根据实际需要配置组网路由

如上图中，监控服务器使用两个网口分别连接区域A和区域B，区域A和区域B中间网络路由不可达。终端设备和客户端分别以自己的区域内地址注册服务器成功。

实况转发

当区域A中用户需要观看区域B中EC的实况时，用户A通过本地路由向VM管理服务器发出观看申请，请求管理服务器的IP地址为区域A内地址，VM管理服务器通过区域B地址下发实况发送和转发信令给区域B内的EC和MS媒体服务器；EC向MS的区域B地址发送媒体流数据，MS接收到EC发送的媒体流后，检查目的用户地址为区域A内地址，则通过区域A内网口将媒体流发送给用户A。

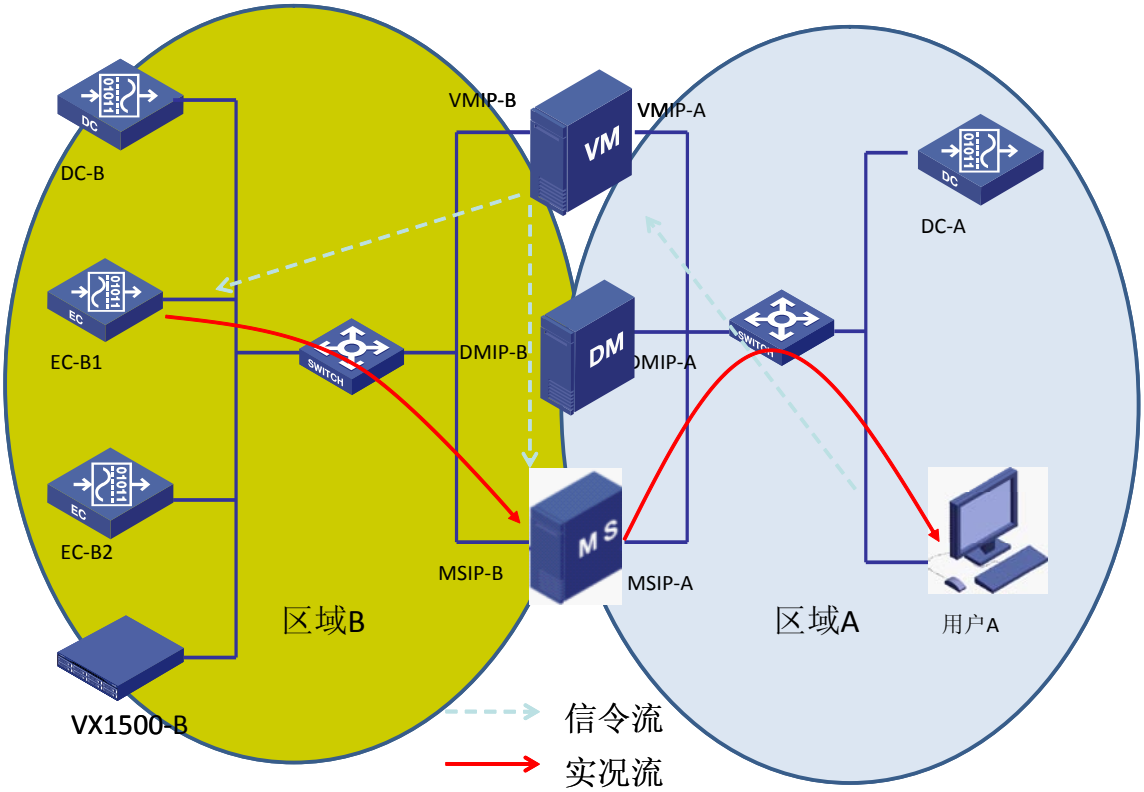


图5 用户A观看EC–B1的实况图像，经过MS转发

录像回放

当区域A内用户希望观看某个摄像机的录像时，用户A向VM管理服务器发出申请，VM管理服务器由区域A内网口地址接收到申请，经过检查发现摄像机位于区域B内，由区域B网口将挂载信令发送给DM服务器，DM服务器通过区域B内网口向存储设备进行录像查阅申请，存储设备将录像发送给DM，DM确认点播用户位于区域A内，通过区域A内网口将录像发送给用户A。

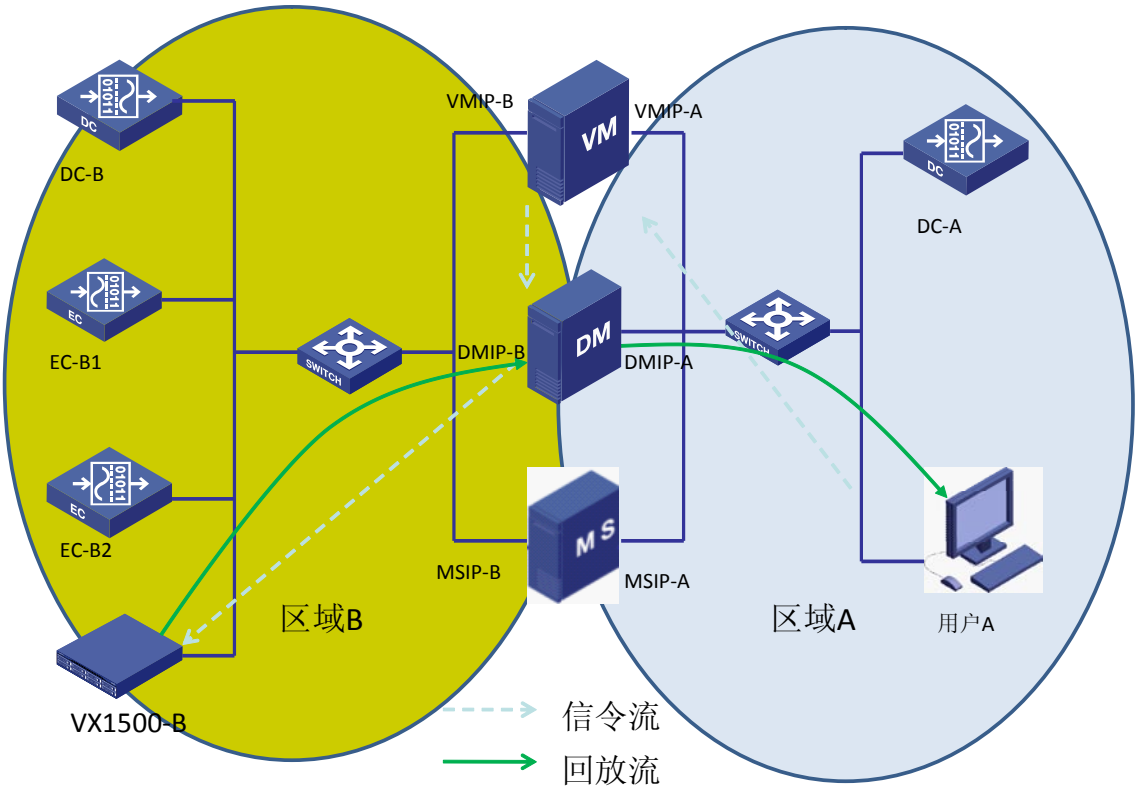


图6 用户A观看某摄像机录像，经过DM转发

在该解决方案下，支持的主要监控业务有：

表1 双网卡解决方案具体支持功能

网络情况	功能	支持情况
客户端在网络A，监控服务器VM3.0/DM3.0/MS3.0以及其他设备在网络B	实况软解：EC（单播/组播）->MS（单播）->客户端	支持
	云台控制	支持
	UDP回放（经过DM）	支持
	TCP回放（经过DM）	支持

配置指导

需要在监控服务器上配置相关网口的用户路由信息，以保证信令和业务数据的正确转发。如果需要支持组播经过MS转单播，需在含有转发功能的产品上，在EC侧的网卡上配置组播路由。

适用应用场景

NAT

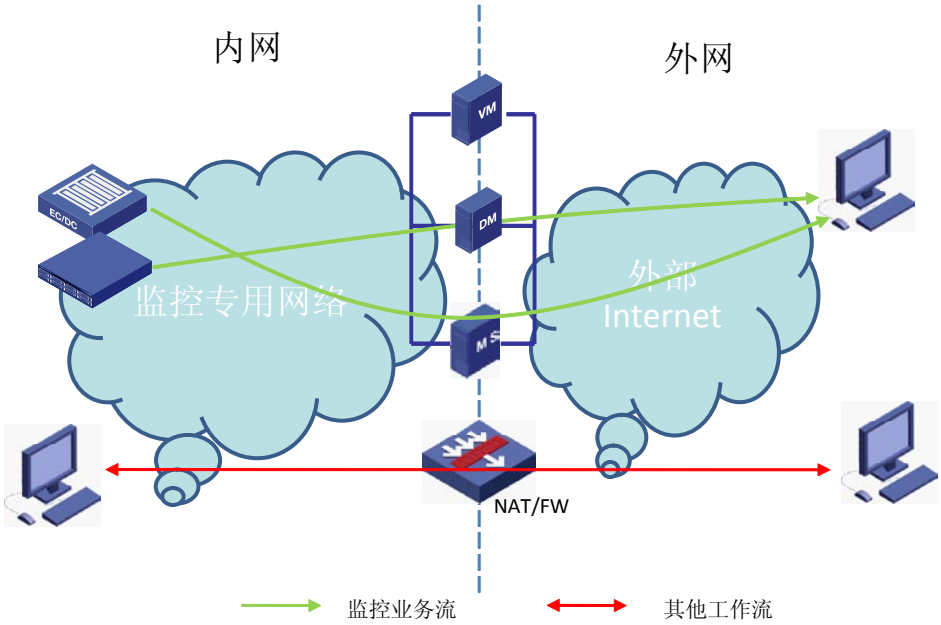


图7 NAT场景应用示意图

监控服务器两个网口分别跨越在内、外网，平时工作数据流通过NAT/FW设备来流动，NAT/FW设备可以保障这些数据流的安全性；而监控系统的信令和视音频流传输通过监控服务器直接进行转发。

隔离网络场合

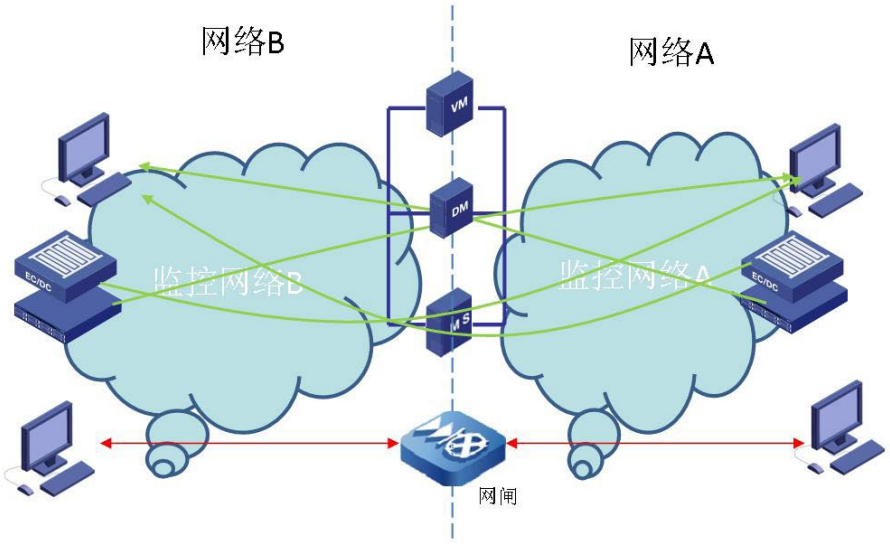


图8 隔离网络示意图

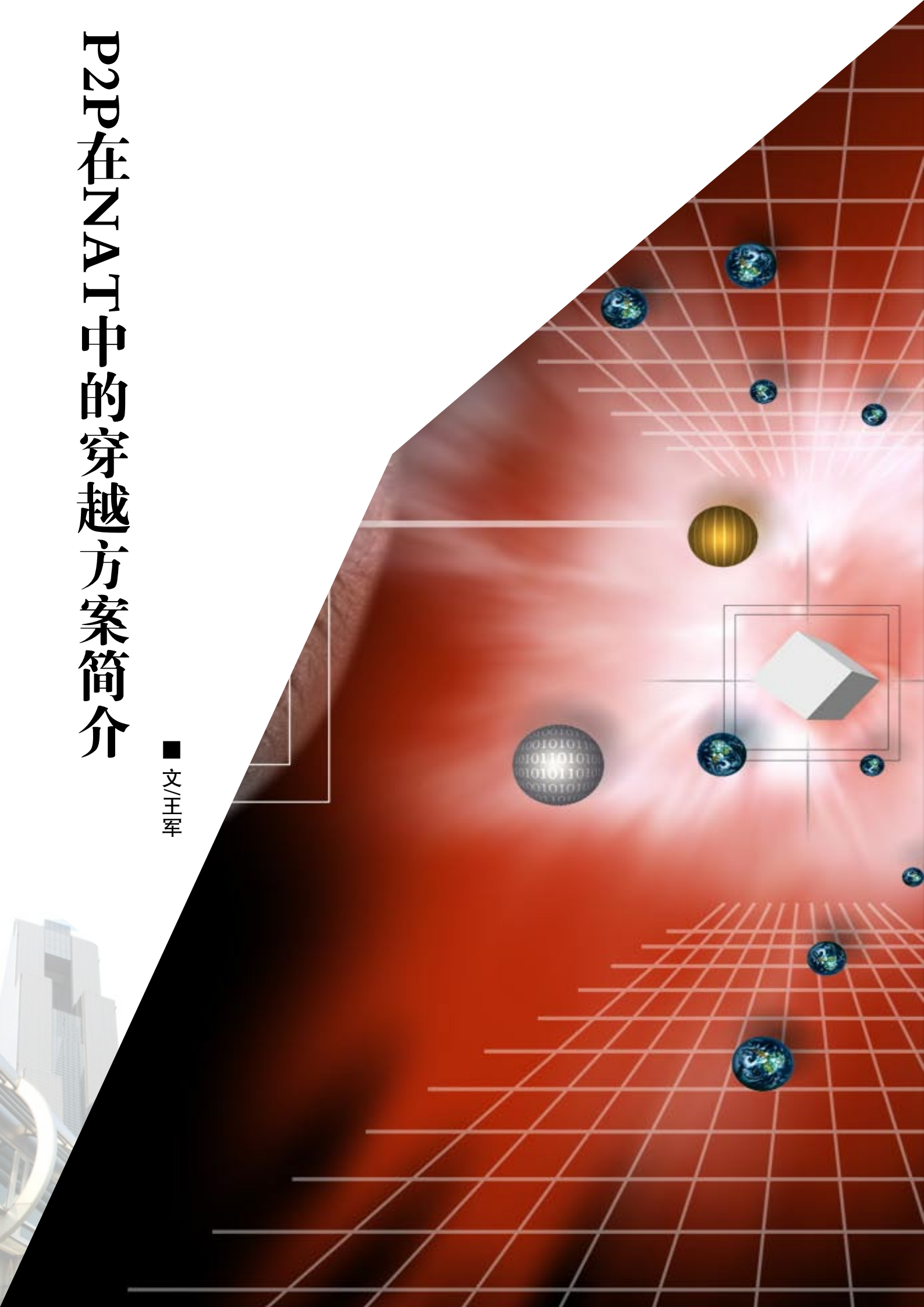
监控服务器两个网口分别跨越在两个具有不同安全区的网络内，这两个网络通过网闸相对隔离，网闸只允许平时必要工作数据流通过而会拒绝监控业务数据通过，监控系统的视音频流直接经过服务器进行行交互转发，同时监控服务器会拒绝其它非监控业务的访问。

总结

H3C监控系统服务器通过多个业务网口解决方案，较好的解决了NAT穿越和网闸隔离等特殊网络问题，在不改动目前已经建立好的网络平台基础上实现监控业务，能够协助用户的网络平台实现平滑升级。■

P2P在NAT中的穿越方案简介

■ 文/王军



P2P简介

P2P即点对点通信，或称为对等联网，与传统的服务器客户端模式有着明显的区别，传统的服务器客户端模型如图2所示。P2P这一术语在不同的上下文环境里可能有不同的内涵，它可以指一种通信模式、一种逻辑网络模型、一种技术甚至一种理念。在P2P网络中如图1示意图所示，所有通信节点的地位都是对等的，每个节点都扮演着客户机和服务器双重角色，节点之间通过直接通信实现文件信息、处理器运算能力、存储空间等资源的共享。P2P网络具有分散性、可扩展性、健壮性等特点，这使得P2P技术在信息共享、实时通信、协同工作、分布式计算、网络存储等领域都有广阔的应用。

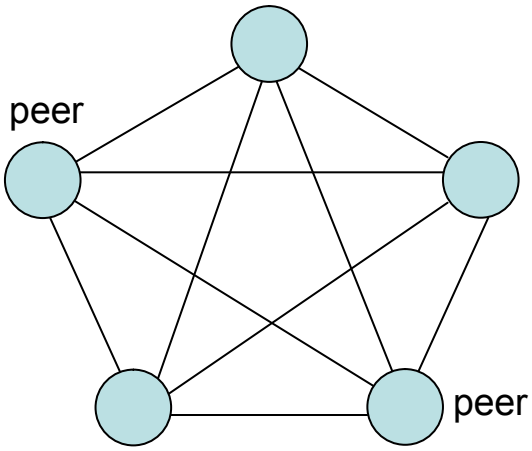


图1 P2P 结构模型

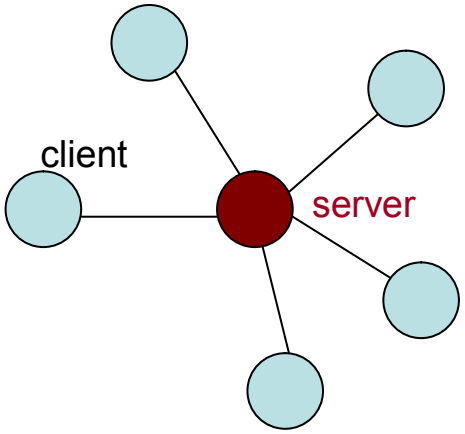


图2 CS模式

NAT简介

目前，IPv4地址资源的紧缺使得NAT技术获得了广泛的应用。NAT技术是一种把内部网络（简称为内网）私有IP地址转换为外部网络（简称为外网）公共IP地址的技术，它使得一定范围内的多台主机只利用一个公共IP地址连接到外网，可以在很大程度上缓解了公网IP地址紧缺的问题。

NAT对P2P通信的影响

NAT技术虽然在一定程度上解决了IPv4地址短缺的问题，在构建防火墙、保证网络安全方面都发挥了一定的作用，却破坏了端到端的网络通信。NAT阻碍主机进行P2P通信的主要原因是NAT不允许外网主机主动访问内网主机，因为NAT设备上没有相关转发表项，要在NAT网络环境中进行有效的P2P通信，就必须寻找相应的解决方案。本文就着重介绍几种常见的解决方案。

P2P穿越NAT的几种方案

反向链接技术

当通信的双方中只有一方位于NAT之后时，它们可以利用反向链接技术来进行P2P通信。图3中Client A（拥有内网IP地址10.0.0.1）位于NAT之后，它通过TCP端口1234连接到服务器（拥有外网IP

地址）的TCP端口1235上，NAT设备（拥有外网IP地址155.99.25.11）为这个连接重新分配了TCP端口62000。Client B（拥有外网IP地址138.76.29.7）也通过TCP端口1234连接到服务器端口1235上。Client A和Client B从服务器处获知的对方的外网地址二元组{IP地址:端口号}分别为{138.76.29.7:1234}和{155.99.25.11:62000}，它们在各自的本地端口上进行侦听。

由于Client B 拥有外网IP地址，所以Client A要发起与Client B的通信，那么它可以直接通过TCP连接到Client B。但如果Client B尝试通过TCP连接到Client A进行P2P通信，则会失败，原因是Client A位于NAT设备后，虽然Client B发出的TCP SYN请求能够到达NAT设备的端口62000，但NAT设备会拒绝这个连接请求。要想与Client A通信，Client B要通过服务器给Client A转发一个连接请求，反过来请求Client A连接到Client B（即进行反向链接），从而建立起他们之间的TCP连接。

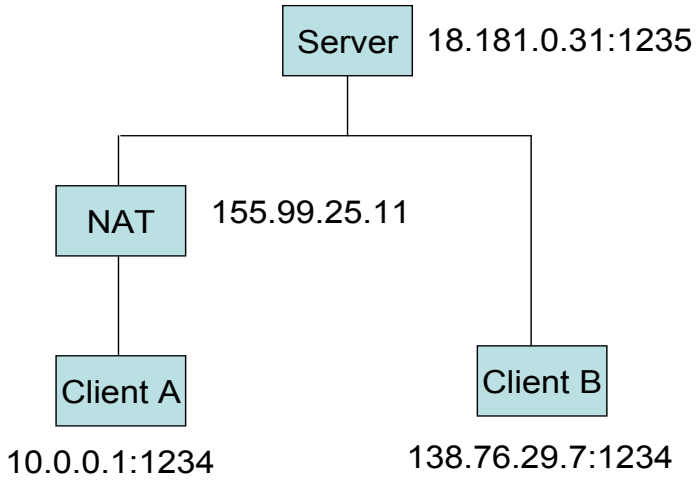


图3 反向链接示意图

4.2 UDP打洞技术

如果两个P2P客户端都位于NAT设备后面，想要进行P2P通信，那又该如何解决呢？UDP打洞方式就是为解决这个问题而应运而生的，它能够通过中间服务器实现P2P客户端互连。该技术在RFC 3027的第5.1节中有所提及，目前在多种在线游戏协议中已经得到了应用，下面来重点介绍下。

集中服务器

打洞技术假定客户端A和客户端B都可以与公网内的已知集中服务器建立UDP连接，一个客户端在集中服务器上登陆的时候，服务器记录下该客户端的两对地址二元组信息{IP地址:UDP端口}，一对是该客户端通过自身IP地址和端口号与集中服务器进行通信的，另一对是集中服务器记录下的由服务器“观察”到的该客户端实际与自己通信所使用的IP地址和端口号。我们可以把前一对地址二元组看作是客户端的内网IP地址和端口号，把后一对地址二元组看作是客户端的内网IP地址和端口号经过NAT转换后的外网IP地址和端口号。集中服务器可以从客户端的登陆消息中得到该客户端的内网相关信息，还可以通过对登陆消息的IP头和UDP头得到该客户端的外网相关信息。如果该客户端不是位于NAT设备后面，那么采用上述方法得到的两对地址二元组信息是完全相同的。

建立P2P的Session

假定客户端A要发起对客户端B的直接连接，具体的“打洞”过程如下:

（1）客户端A最初不知道如何向客户端B发起连接，于是客户端A向中间服务器发送消息，请求集中服务器帮助建立与客户端B的UDP连接。

（2）集中服务器将含有客户端B的公网和内网的地址二元组发给客户端A，同时，集中服务器将包含有客户端A的外网和内网的地址二元组信息的消息也发给客户端B。这样一来，客户端A与客户端B就都知道对方公网和内网的地址二元组信息了。

（3）当客户端A收到由集中服务器发来的包含客户端B的外网和内网的地址二元组信息后，客户端A开始向客户端B的地址二元组发送UDP数据包，并且客户端A会自动锁定第一个给出响应的客户端B的地址二元组。同理，当客户端B收到由集中服务器发来的客户端A的外网和内网地址二元组信息后，也会开始向客户端A的外网和内网的地址二元组信息发送UDP数据包，并且自动锁定第一个得到客户端A的回应的地址二元组。由于客户端A与客户端B的互相向对方发送UDP数据包的操作是异步的，所以客户端A和客户端B发送数据包的时间先后并没有时序要求。

下面来看下这三者之间是如何进行UDP打洞的。在这我们分三种具体情景来讨论:

第一种是最简单的一种情景，两个客户端都位于同一个NAT设备后面，即位于同一内网中；

第二种是最普遍的一种情景，两个客户端分别位于不同的NAT设备后面，分属不同的内网；

第三种是客户端位于两层NAT设备之后，通常最上层的NAT是由网络提供商提供的，第二层NAT是家用的NAT路由器之类的设备。

P2P的两个客户端位于同一个NAT设备后面

首先假设两个客户端位于同一个NAT设备后面，并且位于内网，如图4所示。客户端A与集中服务器建立了UDP连接，经过NAT转换后，A的公网端口被映射为62000。客户端B同样与集中服务器建立了UDP连接，公网端口映射为62005。

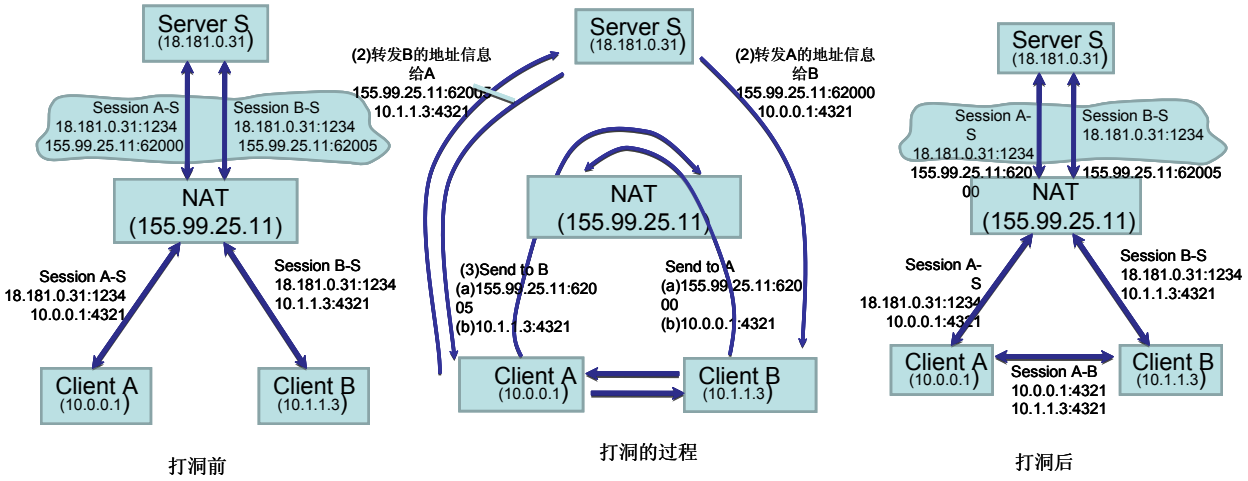


图4 位于同一个NAT设备后的UDP打洞过程

假设客户端A想通过中间服务服务器，发起对客户端B的连接。客户端A向中间服务器发出消息请求与客户端B进行连接，中间服务器将客户端B的外网地址二元组以及内网地址二元组发给客户端A，同时把客户端A的外网以及内网的地址二元组信息发给客户端B。客户端A和客户端B发往对方公网地址二元组信息的UDP数据包不一定会被对方收到，这取决于当前的NAT是否支持该特性，无论如何客户端A与客户端B往对方内网的地址二元组信息的UDP数据包是一定可以到达的，内网数据包不需要路由，且速度更快。客户端A与客户端B推荐采用内网的地址二元组信息进行常规的P2P通信。

假定NAT设备支持Hairpin转换，应用程序也应忽略由外网地址二元组信息的连接，那么客户端A、客户端B会采用外网的地址二元组做为P2P通信的连接，这势必会造成数据包无谓地经过NAT设备，这是

一种对资源的浪费。就目前的网络情况而言，应用程序在“打洞”的时候，最好还是把外网和内网的地址二元组都实验一下。如果都能成功，优先以内网地址进行连接。

P2P客户端位于不同的NAT设备后面

假定客户端A与客户端B在不同的NAT设备后面，分属不同的内网，如图5所示。客户端A与客户端B都经由各自的NAT设备与中间服务器建立了UDP连接，客户端A与客户端B的本地端口号均为4321，中间服务器的公网端口号为1234。在向外的会话中，客户端A的外网IP被映射为155.99.25.11，外网端口为62000，客户端B的外网IP被映射为138.76.29.7，外网端口为31000。

如下所示:

客户端A——>本地IP:10.0.0.1，本地端口:4321，外网IP:155.99.25.11，外网端口:62000

客户端B——>本地IP:10.1.1.3，本地端口:4321，外网IP:138.76.29.7，外网端口:31000

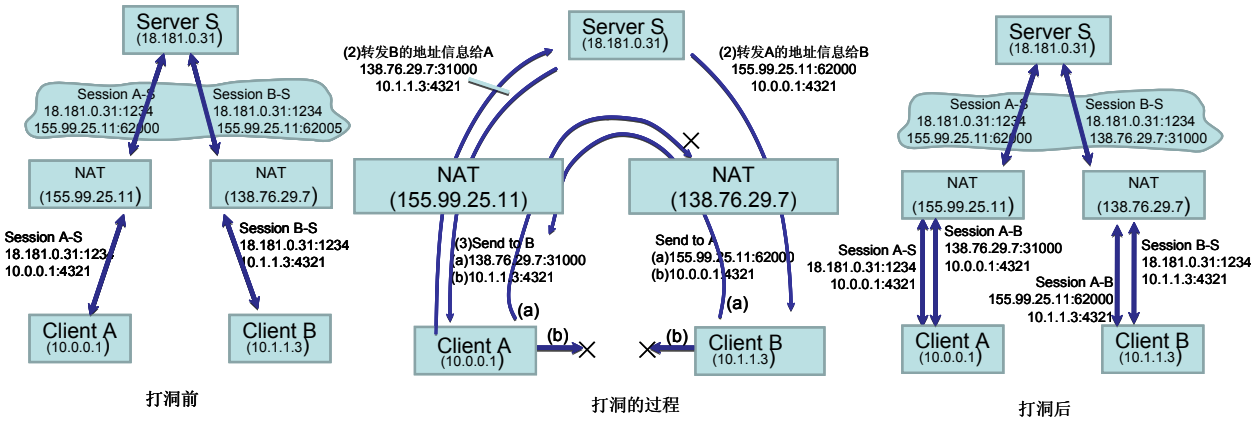


图5 位于不同NAT设备后的UDP打洞过程

在客户端A向服务器发送的登陆消息中，包含有客户端A的内网地址二元组信息，即10.0.0.1:4321；服务器会记录下客户端A的内网地址二元组信息，同时会把自己观察到的客户端A的外网地址二元组信息记录下来，即155.99.25.11:62000。同理，服务器也会记录下客户端B的内网地址二元组信息为10.1.1.3:4321和由服务器观察到的客户端B的外网地址二元组信息，138.76.29.7:31000。无论A与B二者中的任何一方向服务器发送P2P连接请求，服务器都会将其记录下来的上述的外网和内网地址二元组发送给A或B。

A、B分属不同的内网，它们彼此的内网地址在外网中是没有路由的，所以发往各自内网地址的UDP数据包会发送到错误的主机或者根本不存在的主机上。现在假定A的第一个消息将发往B的外网地址，如图5所示。该消息途经A的NAT设备，并在该设备上生成一个会话表项，该会话的源地址二元组信息是{10.0.0.1:4321}，该地址二元组信息和客户端A与服务器建立连接的时候NAT生成的源地址二元组信息一样，但它的目的地址不同。如果A的NAT设备给出的响应是OK的，那么A的NAT设备将保留A的内网地址二元组信息，并且所有来自A的源地址二元组信息{10.0.0.1:4321}的数据包都沿用A与中间服务器事先建立起来的会话，外网地址二元组信息均为{155.99.25.11:62000}。

A向B的外网地址信息发送消息的过程就是“打洞”的过程，从A的内网的角度来看应为从{10.0.0.1:4321}发往{138.76.29.7:31000}，从A在其NAT设备上建立的会话来看，是从{155.99.25.11:62000}发到{138.76.29.7:31000}。

如果A发给B的外网地址二元组的消息包在B向A发送消息包之前到达B的NAT设备，B的NAT会认为A发过来的消息是未经授权的外网消息，会丢弃掉该数据包。B发往A的消息包与上述的过程一样，会在B的NAT上建立一个{10.1.1.3:4321，155.99.25.11:62000}的会话（通常也会沿用B与中间服务器连接时建立的会话，只是该会话现在不仅接受由服务器发给B的消息，还可以接受从A的NAT设备155.99.25.11:6200发来的消息），一旦A与B都向对方的NAT在外网上的地址二元组信息发送了数据包，就打开了A与B之间的“洞”，A与B向对方的外网地址发送数据，等效为向对方的客户端直接发送UDP数据包了。一旦应用程序确认已经可以通过往对方的外网地址发送数据包的方式让数据包到达NAT后面的目的应用程序，程序会自动停止继续发送用于“打洞”的数据包，转而开始真正的P2P数据传输。

P2P客户端位于多层NAT设备后面

有的网络拓扑结构包含了多个NAT设备，如果没有掌握该拓扑结构的详细信息，两个客户端之间是无法建立“最优化”的P2P路由的。现在我们来讨论最后一种情况，如图6所示。假定NAT C是由ISP(Internet Service Provider)提供的NAT设备，NAT C提供将多个下属的用户NAT或用户节点映射到有限的几个公网IP的服务，NAT A和NAT B作为NAT C的内网节点将把用户的家庭网络或内部网络接入NAT C的内网，然后用户的内部网络就可以经由NAT C访问公网了。从这种拓扑结构上来看，只有服务器与NAT C是真正拥有公网可路由IP地址的设备，而NAT A和NAT B所使用的公网IP地址，实际上是由ISP服务提供商设定的（相对于NAT C而言）内网地址（本文的后续部分把这个由ISP提供的内网地址相对于NAT A和NAT B称之为“伪”公网地址），同理隶属于NAT A与NAT B的客户端，相对与NAT A，NAT B而言，它们处于NAT A，NAT B的内网，以此类推，客户端可以放到到多层NAT设备后面。客户端A和客户端B发起对服务器S的连接的时候，就会依次在NAT A和NAT B上建立向外的Session，而NAT A、NAT B要联入公网的时候，会在NAT C上再建立向外的Session。

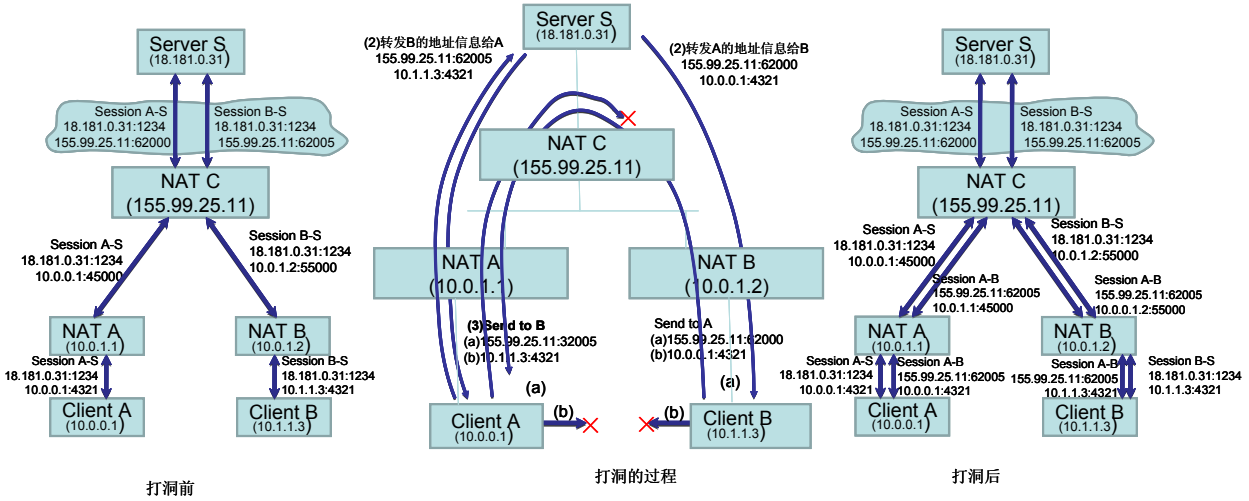


图6 多层NAT下的打洞过程

现在假定客户端A和B希望通过UDP“打洞”完成两个客户端的P2P直连。最优化的路由策略是客户端A向客户端B的“伪公网”IP上发送数据包，即ISP服务提供商指定的内网IP，NAT B的“伪”公网地址二元组，10.0.1.2:55000。由于从服务器的角度只能观察到真正的公网地址，也就是NAT A，NAT B在NAT C建立session的真正的公网地址155.99.25.11:62000以及155.99.25.11:62005，非常不幸的是客户端A与客户端B是无法通过服务器知道这些

“伪”公网的地址，而且即使客户端A和B通过某种手段可以得到NAT A和NAT B的“伪”公网地址，我们仍然不建议采用上述的“最优化”的打洞方式，这是因为这些地址是由ISP服务提供商提供的或许会存在与客户端本身所在的内网地址重复的可能性（例如:NAT A的内网的IP地址域恰好与NAT A在NAT C的“伪”公网IP地址域重复，这样就会导致打洞数据包无法发出的问题）。

因此客户端别无选择，只能使用由公网服务器观察到的A，B的公网地址二元组进行“打洞”操作，用于“打洞”的数据包将由NAT C进行转发。

当客户端A向客户端B的公网地址二元组（155.99.25.11:62005）发送UDP数据包的时候，NAT A首先把数据包的源地址二元组由A的内网地址二元组（10.0.0.1:4321）转换为“伪”公网地址二元组（10.0.1.1:45000），现在数据包到了NAT C，NAT C应该可以识别出来该数据包是要发往自身转换过的公网地址二元组，如果NAT C可以给出“合理”响应的话，NAT C将把该数据包的源地址二元组改为155.99.25.11:62000，目的地址二元组改为10.0.1.2:55000，即NAT B的“伪”公网地址二元组，NAT B最后会将收到的数据包发往客户端B。同样，由B发往A的数据包也会经过类似的过程。

UDP在空闲状态下的超时问题

由于UDP转换协议提供的“洞”不是绝对可靠的，多数NAT设备内部都有一个UDP转换的空闲状态计时器，如果在一段时间内没有UDP数据通信，NAT设备会关掉由“打洞”操作打出来的“洞”，作为应用程序来讲如果想要做到与设备无关，就最好在穿越NAT以后设定一个穿越的有效期。

很遗憾目前没有标准有效期，这个有效期与NAT设备内部的配置有关，某些设备上最短的只有20秒左右。在这个有效期内，即使没有P2P数据包需要传输，应用程序为了维持该“洞”可以正常工作，也必须向对方发送“打洞”心跳包。这个心跳包是需要双方应用程序都发送的，只有一方发送不会维持另一方的Session正常工作。除了频繁发送“打洞”心跳包以外，还有一个方法就是在当前的“洞”超时之前，P2P客户端双方重新“打洞”，丢弃原有的“洞”，这也不失为一个有效的方法。

关于TCP打洞技术

建立穿越NAT设备的P2P的TCP连接只比UDP复杂一点点，TCP协议的“打洞”从协议层来看是与UDP的“打洞”过程非常相似的。尽管如此，基于TCP协议的打洞至今为止还没有被很好的理解，这也造成了的NAT设备不是很多。在NAT设备支持的前提下，基于TCP的“打洞”技术实际上与基于UDP的“打洞”技术一样快捷、可靠。实际上，只要NAT设备支持的话，基于TCP的P2P技术的健壮性将比基于UDP的技术的更强一些，因为TCP协议的状态机给出了一种标准的方法来精确的获取某个TCP session的生命期，而UDP协议则无法做到这一点

套接字和TCP端口的重用

实现基于TCP协议的P2P打洞过程中，最主要的问题不是来自于TCP协议，而是来自于应用程序的API接口。这是由于标准的伯克利(Berkeley)套接字的API是围绕着构建客户端/服务器程序而设计的，API允许TCP流套接字通过调用connect()函数来建立向外的连接，或者通过listen()和accept函数接受来自外部的连接，但是，API不提供类似UDP那样的，同一个端口既可以向外连接，又能够接受来自外部的连接。而且更糟的是，TCP的套接字通常仅允许建立1对1的响应，即应用程序在将一个套接字绑定到本地的一个端口以后，任何试图将第二个套接字绑定到该端口的操作都会失败。

为了让TCP“打洞”能够顺利工作，我们需要使用一个本地的TCP端口来监听来自外部的TCP连

接，同时建立多个向外的TCP连接。幸运的是，所有的主流操作系统都能够支持特殊的TCP套接字参数，通常叫做“SO_REUSEADDR”，该参数允许应用程序将多个套接字绑定到本地的一个地址二元组（只要所有要绑定的套接字都设置了SO_REUSEADDR参数即可）。BSD系统引入了SO_REUSEPORT参数,该参数用于区分端口重用还是地址重用，在这样的系统里面，上述所有的参数必须都设置才行

打开P2P的TCP流

假定客户端A希望建立与B的TCP连接。我们像通常一样假定A和B已经与公网上的已知服务器S建立了TCP连接。服务器记录下来每个接入的客户端的公网和内网的地址二元组，如同为UDP服务的时候一样。从协议层来看，TCP“打洞”与UDP“打洞”是几乎完全相同的过程。

◆ 客户端A使用其与服务器的连接向服务器发送请求，要求服务器协助其连接客户端B；

◆ 服务器将B的公网和内网的TCP地址的二元组信息返回给A，同时，服务器将A的公网和内网的地址二元组也发送给B；

◆ 客户端A和B使用连接服务器的端口异步地发起向对方的公网、内网地址二元组的TCP连接，同时监听各自的本地TCP端口是否有外部的连接联入；

◆ A和B开始等待向外的连接是否成功，检查是否有新连接联入。如果向外的连接由于某种网络错误而失败，如:“连接被重置”或者“节点无法访问”，客户端只需要延迟一小段时间（例如延迟一秒钟），然后重新发起连接即可，延迟的时间和重复连接的次数可以由应用程序编写者来确定；

◆ TCP连接建立起来以后，客户端之间应该开始鉴权操作，确保目前联入的连接就是所希望的连接。如果鉴权失败，客户端将关闭连接，并且继续等待新的连接联入。客户端通常采用“先入为主”的策略，只接受第一个通过鉴权操作的客户端，然后将进入P2P通信过程不再继续等待是否有新的连接联入。

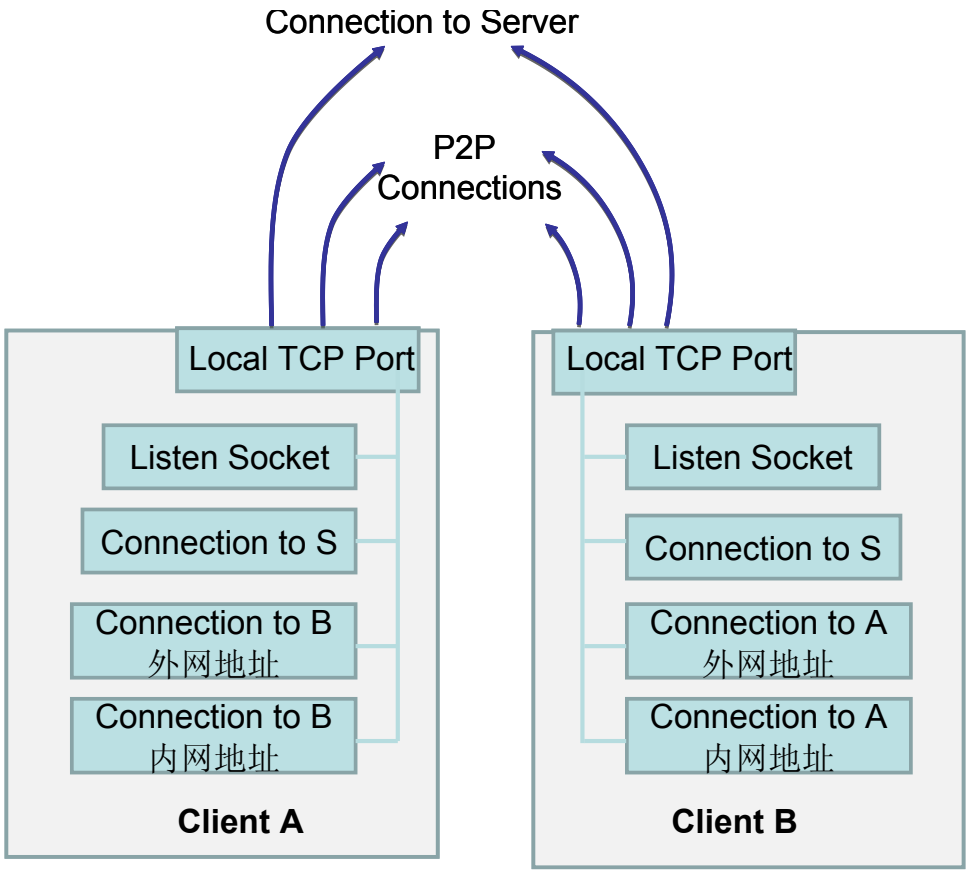


图7 TCP打洞

与UDP不同的是，使用UDP协议的每个客户端只需要一个套接字即可完成与服务器S通信，并同时与多个P2P客户端通信的任务，而TCP客户端必须处理多个套接字绑定到同一个本地TCP端口的问题，如图7所示。现在来看实际中常见的一种情景，A与B分别位于不同的NAT设备后面，如图5所示，并且假定图中的端口号是TCP协议的端口号，而不是UDP的端口号。图中向外的连接代表A和B向对方的内网地址二元组发起的连接，这些连接或许会失败或者无法连接到对方。如同使用UDP协议进行“打洞”操作遇到的问题一样，TCP的“打洞”操作也会遇到内网的IP与“伪”公网IP重复造成连接失败或者错误连接之类的问题。

客户端向彼此公网地址二元组发起连接的操作，会使得各自的NAT设备打开新的“洞”允许A与B的TCP数据通过。如果NAT设备支持TCP“打洞”操作的话，一个在客户端之间的基于TCP协议的流通道就会自动建立起来。如果A向B发送的第一个SYN包发到了B的NAT设备，而B在此前没有向A发送SYN包，B的NAT设备会丢弃这个包，这会引起A的“连接失败”或“无法连接”问题。而此时，由于A已经向B发送过SYN包，B发往A的SYN包将被看作是由A发往B的包的回应的一部分，所以B发往A的SYN包会顺利地通过A的NAT设备，到达A，从而建立起A与B的P2P连接。

从应用程序的角度来看TCP“打洞”

从应用程序的角度来看，在进行TCP“打洞”的时候都发生了什么呢？假定A首先向B发出SYN包，该包发往B的公网地址二元组，并且被B的NAT设备丢弃，但是B发往A的公网地址二元组的SYN包则通过A的NAT到达了A，然后，会发生以下的两种结果中的一种，具体是哪一种取决于操作系统对TCP协议的实现:

（1）A的TCP实现会发现收到的SYN包就是其发起连接并希望联入的B的SYN包，通俗一点来说就是“说曹操，曹操到”的意思，本来A要去找B，结果B自己找上门来了。A的TCP协议栈因此会把B做为A向B发起连接connect的一部分，并认为连接已经成功。程序A调用的异步connect()函数将成功返回，A的listen()等待从外部联入的函数将没有任何反映。此时，B联入A的操作在A程序的内部被理解为A联入B连接成功，并且A开始使用这个连接与B开始P2P通信。

由于收到的SYN包中不包含A需要的ACK数据，因此，A的TCP将用SYN-ACK包回应B的公网地址二元组，并且将使用先前A发向B的SYN包一样的序列号。一旦B的TCP收到由A发来的SYN-ACK包，则把自己的ACK包发给A，然后两端建立起TCP连接。简单的说，第一种，就是即使A发往B的SYN包被B的NAT丢弃了，但是由于B发往A的包到达了A。结果是，A认为自己连接成功了，B也认为自己连接成功了，不管是谁成功了，总之连接是已经建立起来了。

（2）另外一种结果是，A的TCP实现没有像（1）中所讲的那么“智能”，它没有发现现在联入的B就是自己希望联入的。就好比在机场接人，明明遇到了自己想要接的人却不认识，误认为是其它的人，安排别人给接走了，后来才知道是自己错过了机会，但是无论如何，人已经接到了任务已经完成了。然后，A通过常规的listen()函数和accept()函数得到与B的连接，而由A发起的向B的公网地址二元组的连接会以失败告终。尽管A向B的连接失败，A仍然得到了B发起的向A的连接，等效于A与B之间已经联通，不管中间过程如何，A与B已经连接起来了，结果是A和B的基于TCP协议的P2P连接已经建立起来了。

第一种结果适用于基于BSD的操作系统对于TCP的实现，而第二种结果更加普遍一些，多数Linux和Windows系统都会按照第二种结果来处理。■

NAT ALG原理与应用

■ 文/曹佐清

NAT ALG简介

普通NAT实现了对UDP或TCP报文头中的IP地址及端口转换功能，但对应用层数据载荷中的字段无能为力，在许多应用层协议中，比如多媒体协议（H.323、SIP等）、FTP、SQLNET等，TCP/UDP载荷中带有地址或者端口信息，这些内容不能被NAT进行有效的转换，就可能导致问题。而NAT ALG（Application Level Gateway，应用层网关）技术能对多通道协议进行应用层报文信息的解析和地址转换，将载荷中需要进行地址转换的IP地址和端口或者需特殊处理的字段进行相应的转换和处理，从而保证应用层通信的正确性。

例如，FTP应用就由数据连接和控制连接共同完成，而且数据连接的建立动态地由控制连接中的载荷字段信息决定，这就需要ALG来完成载荷字段信息的转换，以保证后续数据连接的正确建立。

NAT ALG特点

NAT ALG为内部网络和外部网络之间的通信提供了基于应用的访问控制，具有以下优点：

（1）ALG统一对各应用层协议报文进行解析处理，避免其它模块对同一类报文应用层协议的重复解析，可以有效提高报文转发效率。

（2）可支持多种应用层协议：FTP、H.323（包括RAS、H.225、H.245）、SIP、DNS、ILS、MSN/QQ、NBT、RTSP、SQLNET、TFTP等。

NAT ALG技术实现

先介绍ALG涉及到的两个概念：

会话：记录了传输层报文之间的交互信息，包括源IP地址、源端口、目的IP地址、目的端口、协议类型和源/目的IP地址所属的VPN实例。交互信息相同的报文属于一条流，通常情况下，一个会话对应正反两条流，一条流对应一个会话上的一个方向。

动态通道：当应用层协议报文中携带地址信息时，这些地址信息会被用于建立动态通道，后续符合该地址信息的连接将使用已经建立的动态通道来传输数据。

下面以多通道应用协议FTP在NAT组网环境中的ALG应用来具体说明报文载荷的转换过程。

ALG与FTP的应用

FTP的两种不同工作模式：PORT（主动模式）与PASV（被动模式）。

FTP需要用到两个连接：控制连接与数据连接，控制连接专门用于FTP控制命令及命令执行信息传送；数据连接专门用于传输数据（上传/下载）。

主动模式（PORT）的连接过程

如图1所示，位于内部网络的客户端以PORT方式访问外部网络的FTP服务器，经过中间的设备进行NAT转换，该设备上使能了ALG特性。

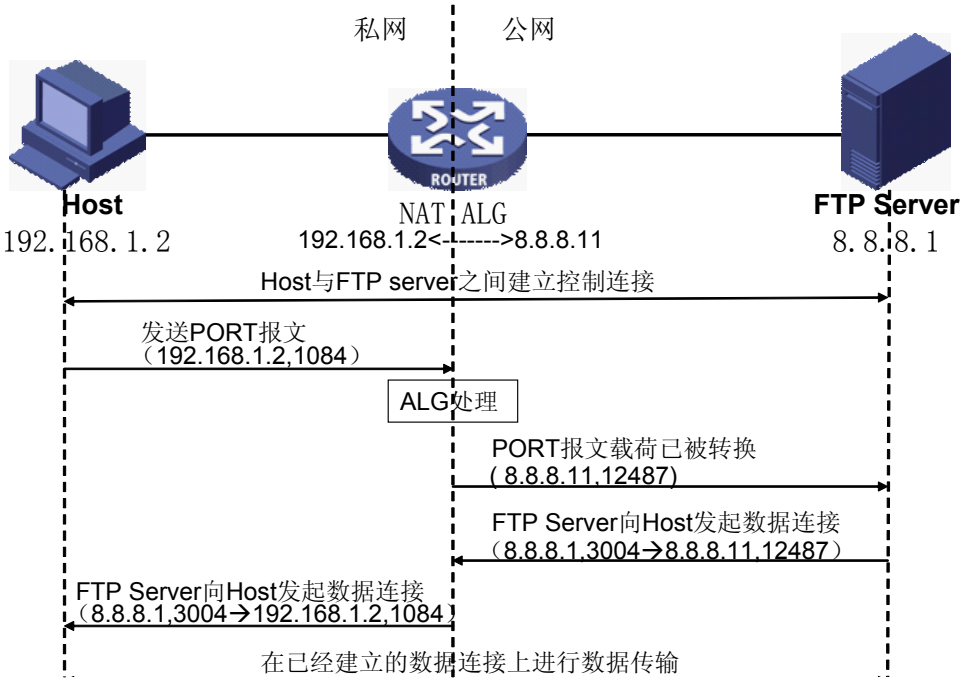


图1 FTP PORT方式报文载荷的ALG处理图

图1中私网侧的主机要访问公网的FTP服务器。NAT设备上配置了私网地址192.168.1.2到公网地址8.8.8.11的映射，实现地址的NAT转换，以支持私网主机对公网的访问。组网中，若没有ALG对报文载荷的处理，私网主机发送的PORT报文到达服务器端后，服务器无法根据私网地址进行寻址，也就无法建立正确的数据连接。整个通信过程包括如下四个阶段：

（1）私网主机和公网FTP服务器之间通过TCP三次握手成功建立控制连接。

（2）控制连接建立后，私网主机向FTP服务器发送PORT报文，报文中携带私网主机指定的数据连接的目的地址和端口，用于通知服务器使用该地址和端口和自己进行数据连接。

（3）PORT报文在经过支持ALG特性的NAT设备时，报文载荷中的私网地址和端口会被转换成对应的公网地址和端口。即设备将收到的PORT报文载荷中的私网地址192.168.1.2转换成公网地址8.8.8.11，端口1084转换成12487。

（4）公网的FTP服务器收到PORT报文后，解析其内容，并向私网主机发起数据连接，该数据连接的目的地址为8.8.8.11，端口为12487。由于该目的地址是一个公网地址，因此后续的数据连接就能够成功建立，从而实现私网主机对公网服务器的访问。

在HOST（FTP客户端）抓包如下：

序号	源地址	目的地址	协议	报文摘要
1	192.168.1.2	8.8.8.1	TCP	1083 > 21 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
2	8.8.8.1	192.168.1.2	TCP	21 > 1083 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65535 Len=0 M..
3	192.168.1.2	8.8.8.1	TCP	1083 > 21 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 [TCP CHECKSU..
4	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Response: 220 WFTPD 2.0 service (by Texas Imperial..
5	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Request: USER czq
6	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Response: 331 Give me your password, please
7	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Request: PASS 123
8	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Response: 230 Logged in successfully
9	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Request: CWD /
10	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Response: 250 "E:\" is current directory
11	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Request: TYPE A
12	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Response: 200 Type is ASCII
13	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Request: PORT 192,168,1,2,4,60
14	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Response: 200 PORT command okay
15	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Request: LIST
16	8.8.8.1	192.168.1.2	TCP	3004 > 1084 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
17	192.168.1.2	8.8.8.1	TCP	1084 > 3004 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65535 Len=0..
18	8.8.8.1	192.168.1.2	TCP	3004 > 1084 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=0
19	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Response: 150 File Listing Follows in ASCII mode

在FTP服务器端抓包如下：

序号	源地址	目的地址	协议	报文摘要
1	8.8.8.11	8.8.8.1	TCP	12486 > 21 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
2	8.8.8.1	8.8.8.11	TCP	21 > 12486 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65535 Len=0 MSS=1460
3	8.8.8.11	8.8.8.1	TCP	12486 > 21 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=0
4	8.8.8.1	8.8.8.11	FTP	Response: 220 WFTPD 2.0 service (by Texas Imperial Softwar...
5	8.8.8.11	8.8.8.1	FTP	Request: USER czq
6	8.8.8.1	8.8.8.11	FTP	Response: 331 Give me your password, please
7	8.8.8.11	8.8.8.1	FTP	Request: PASS 123
8	8.8.8.1	8.8.8.11	FTP	Response: 230 Logged in successfully
9	8.8.8.11	8.8.8.1	FTP	Request: CWD /
10	8.8.8.1	8.8.8.11	FTP	Response: 250 "E:\" is current directory
11	8.8.8.11	8.8.8.1	FTP	Request: TYPE A
12	8.8.8.1	8.8.8.11	FTP	Response: 200 Type is ASCII
13	8.8.8.11	8.8.8.1	FTP	Request: PORT 8,8,8,11,48,199
14	8.8.8.1	8.8.8.11	FTP	Response: 200 PORT command okay
15	8.8.8.11	8.8.8.1	FTP	Request: LIST
16	8.8.8.1	8.8.8.11	TCP	3004 > 12487 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
17	8.8.8.11	8.8.8.1	TCP	12487 > 3004 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65535 Len=0 MSS=1460
18	8.8.8.1	8.8.8.11	TCP	3004 > 12487 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=0
19	8.8.8.1	8.8.8.11	FTP	Response: 150 File Listing Follows in ASCII mode

由上抓包可知：主动模式（PORT）的连接过程是：客户端程序首先会为自己随机分配一个TCP端口，它使用这个端口向服务器的FTP端口（默认为21）发出连接请求，服务器接受请求之后会建立一条控制链路，然后客户程序向服务器发出PORT命令（通常格式为PORT A1,A2,A3,A4,P1,P2，其中A1,A2,A3,A4为客户端IP地址，P1,P2为随机的一个数据连接端口号，P1,P2与端口号换算方式为：P1*256+P2），告诉服务器它的数据通道的端口打开了。当需要传送数据时，服务器向客户端提供的随机端口发送连接请求，请求被接受之后便开始传输数据，主动模式下，需要做ALG处理的是客户端发出的PORT报文，如FTP客户端上抓包中的第13个报文，其中有一个包含地址和端口的字段为Request arg：

```
File Transfer Protocol (FTP)
  PORT 192,168,1,2,4,60\r\n
    Request command: PORT
    Request arg: 192,168,1,2,4,60
    Active IP address: 192.168.1.2 (192.168.1.2)
    Active port: 1084
```

FTP客户端发出的PORT报文经过NAT设备后对应FTP服务器端上抓的第13个报文，私网地址192.168.1.2转换成公网地址8.8.8.11，端口1084转换成12487：

```
File Transfer Protocol (FTP)
  PORT 8,8,8,11,48,199\r\n
    Request command: PORT
    Request arg: 8,8,8,11,48,199
    Active IP address: 8.8.8.11 (8.8.8.11)
    Active port: 12487
```

被动模式（PASV）的连接过程

如图2所示，位于外部网络的FTP客户端以PASV方式访问内部网络的FTP服务器，经过中间的设备进行NAT转换，该设备上使能了ALG特性。

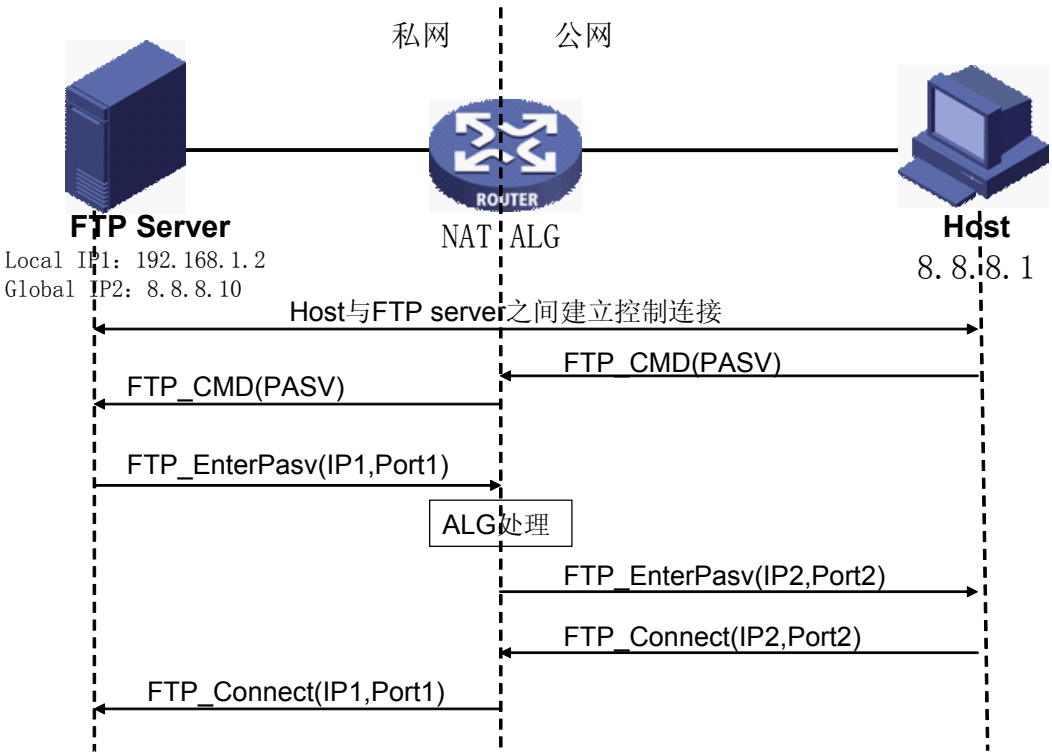


图2 FTP PASV方式报文载荷的ALG处理图

图2中的NAT设备上配置了私网地址192.168.1.1到公网地址8.8.8.2的映射，实现地址的NAT转换。整个通信过程包括如下四个阶段：

（1）建立控制通道

客户端向服务器发送TCP连接请求。TCP连接建立成功后，服务器和客户端进入用户认证阶段。若TCP连接失败，服务器会断开与客户端的连接。

（2）用户认证

客户端向服务器发送认证请求，报文中包含FTP命令（USER、PASSWORD）及命令所对应的内容。客户端发送的认证请求报文在通过配置了ALG的设备时，报文载荷中携带的命令字将会被解析出来，用于进行状态机转换过程是否正确的检查。若状态机转换发生错误，则丢弃报文。这样可防止客户端发送状态机错误的报文攻击服务器或者非法登陆服务器，起到保护服务器的作用。客户端的认证请求报文通过ALG处理之后，到达服务器端，服务器将对其进行响应。

（3）创建数据通道

认证状态正确且用户是服务器已经授权的客户端，才能和服务器建立数据连接，进行数据的交互。如图2所示，当客户端发送“PASV”命令发起连接时，服务器会在发送给客户端的PASV响应报文中携带自己的私网地址和端口号（IP1,Port1），响应报文经过ALG设备时被解析，其中携带的服务器的私网地址和端口号被转换成其对应的公网地址和端口号（IP2,Port2），之后在该地址和端口与客户端的地址和端口之间建立起数据通道。

（4）数据交互

客户端和服务器之间的数据交互可以直接通过数据通道来进行。

在FTP服务器端抓包如下：

序号	源地址	目的地址	协议	报文摘要
1	8.8.8.1	192.168.1.2	TCP	3318 > 21 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
2	192.168.1.2	8.8.8.1	TCP	21 > 3318 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65535 Len=0 MSS=1460
3	8.8.8.1	192.168.1.2	TCP	3318 > 21 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=0
4	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Response: 220 WFTPD 2.0 service (by Texas Imperial Soft..
5	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Request: USER czq
6	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Response: 331 Give me your password, please
7	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Request: PASS 123
8	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Response: 230 Logged in successfully
9	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Request: CWD /
10	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Response: 250 "D:\" is current directory
11	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Request: TYPE A
12	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Response: 200 Type is ASCII
13	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Request: PASV
14	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Response: 227 Entering Passive Mode (192,168,1,2,4,162)
15	8.8.8.1	192.168.1.2	TCP	3319 > 1186 [SYN] Seq=0 Len=0 MSS=1460
16	192.168.1.2	8.8.8.1	TCP	1186 > 3319 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65535 Len=0 MSS=..
17	8.8.8.1	192.168.1.2	TCP	3319 > 1186 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65535 Len=0
18	8.8.8.1	192.168.1.2	FTP	Request: LIST
19	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP	Response: 150 File Listing Follows in ASCII mode
20	192.168.1.2	8.8.8.1	FTP-DATA	FTP Data: 673 bytes

由上抓包可知：被动模式（PASV）的连接过程是客户端程序首先为自己随机分配一个TCP端口，使用这个端口向服务器的FTP端口发出连接请求，服务器接受请求之后会建立一条控制连接，然后客户端程序发出PASV命令，要求服务器采用PASV模式建立数据连接，服务器便为自己随机分配一个数据通道端口，并将这个端口号告诉客户端程序（通常格式为：Entering Passive Mode (A1,A2,A3,A4,P1,P2)，其中A1,A2,A3,A4为服务器IP地址，P1,P2为随机端口号）。当需要传送数据时，客户端程序采用另一个随机端口向服务器提供的数据通道端口发送连接请求，请求被接受之后便开始传输数据，数据链路通道打开，被动模式下，需要做ALG处理的是服务器发出的Pasv response报文，如上抓包中的第14个包，其中有一个包含地址和端口的字段为Response arg。

```
File Transfer Protocol (FTP)
    227 Entering Passive Mode (192,168,1,2,4,162)\r\n
        Response code: Entering Passive Mode (227)
        Response arg: Entering Passive Mode (192,168,1,2,4,162)
        Passive IP address: 192.168.1.2 (192.168.1.2)
        Passive port: 1186
```

ALG与H323/SIP的应用

ALG与H323的应用

H.323协议用于发起会话，它能控制多个参与者参加的多媒体会话的建立和终结，并能动态调整和修改会话属性，如会话带宽要求、传输的媒体类型（语音、视频等）、媒体的编解码格式、广播的支持等。

H.323协议采用Client/Server模型，如在图3所示的语音组网中，主要通过网关（Gateway）与网守（Gatekeeper)之间的通信来完成用户呼叫的建立过程。

网关（Gateway）：用于连接H323电话终端；

网守（Gatekeeper）：注册/位置/代理服务器，管理各gateway

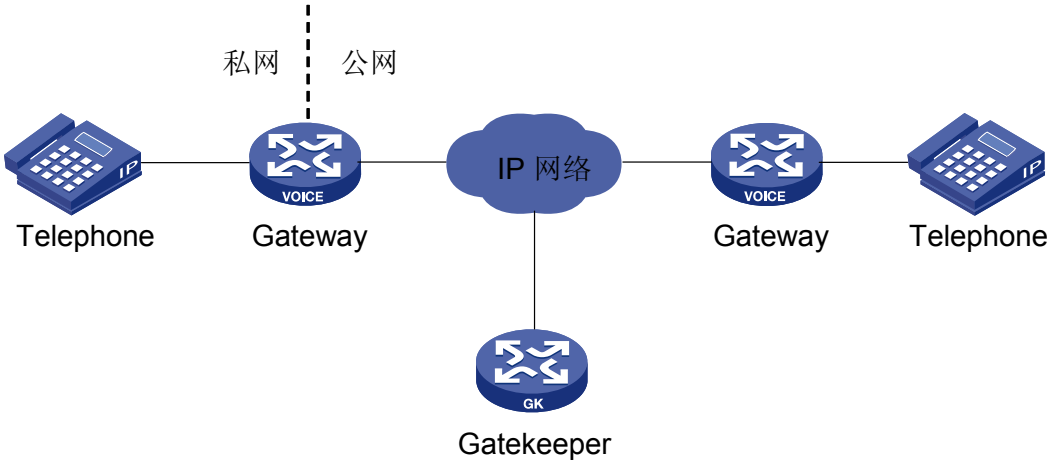


图3 H.323语音应用组网图

H323协议栈如图4所示：

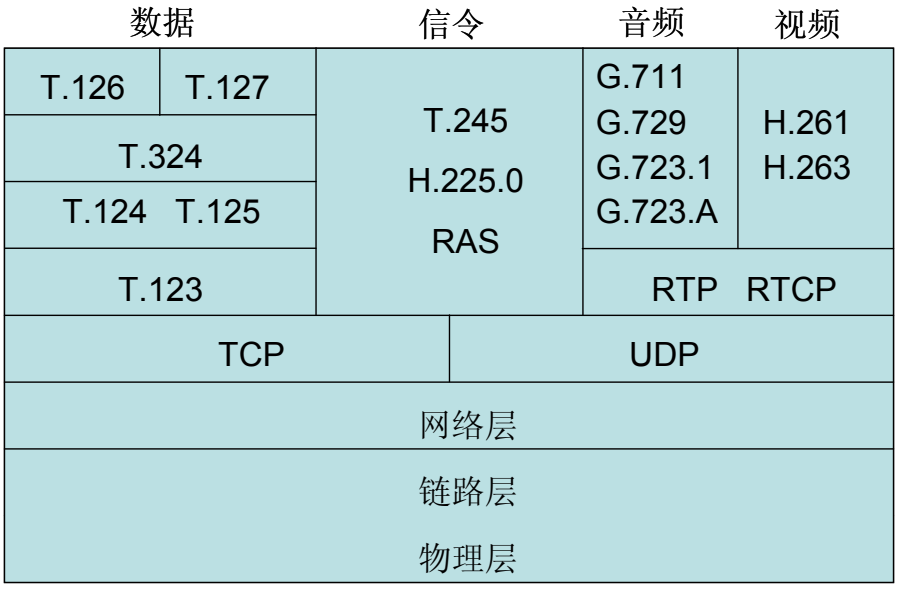


图4 H.323协议栈

由协议栈可知，H323是一个协议族，由众多协议来完成地址定位，注册，媒体协商等一系列工作。其中TCP/UDP载荷中带有地址或者端口信息，若在网关进行了NAT处理后，则需要进行ALG处理的有H.225、H.245、RAS等信令协议报文，具体为：

（1）UDP RAS报文：gatekeeper、registar、admission的request和confirm报文

（2）TCP H.225报文：setup、alerting、connect报文

（3）TCP H.245报文：open logical chanel、open logical chanel ACK报文

H323通信中会建立4种连接：

RAS连接：网关与网守之间的UDP连接，源目的端口均是1719。

H.225连接：routed模式建立在网关与网守之间，redirect模式建立在网关与网关之间的TCP连接。源端口一般是发起方随机分配的，目的端口是1720。

H.245连接：routed模式建立在网关与网守之间，redirect模式建立在网关与网关之间的TCP连接。源端口一般是发起方随机分配的，目的端口通过H.225的connect报文协商。

RTP/RTCP连接：建立在网关与网关之间的UDP连接。源和目的通过H.245连接里的open logical chanel及其ACK报文协商。

ALG与SIP的应用

SIP（Session Initiation Protocol，会话初始协议）是一个用于建立、更改和终止多媒体会话的应用层控制协议，其中的会话可以是IP电话、多媒体会话或多媒体会议。SIP是通过各种头域里的信息的交互来管理会话的。而头域里与呼叫建立相关的包含IP地址和端口信息的字段需要被ALG处理，否则无法正确进行呼叫。SIP UA直接呼叫组网如图5所示（两台路语音由器作为SIP UA，能够互相直接呼叫）：

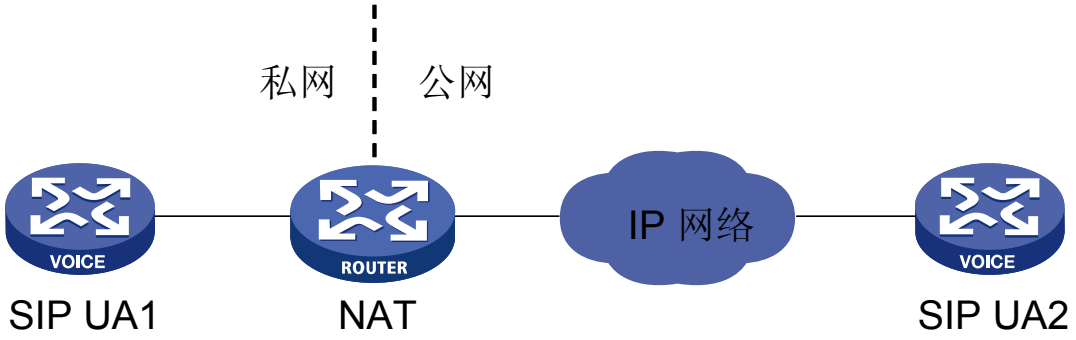


图5 SIP UA直接呼叫组网图

SIP消息采用文本方式编码，包括请求消息与响应消息两类。SIP请求消息包括如下六种。

（1）INVITE：用于邀请用户加入一个呼叫。

（2）ACK：用于对请求消息的响应消息进行确认。

（3）OPTIONS：用于请求协商能力信息。

（4）BYE：用于释放已建立的呼叫。

（5）CANCEL：用于释放尚未建立的呼叫。

（6）REGISTER：用于向SIP注册服务器登记用户位置等信息。

SIP响应消息用于对请求消息进行响应，指示呼叫或注册的成功或失败状态。在请求与响应报文中需要进行ALG处理的地址字段类型主要有：Via、Record_Route、Contact、SDP。

ALG处理流程为：首先，ALG根据会话标识的协议类型对报文进行解码，若解码发现报文为不需要做ALG或解码发现为错误字段时退出，解码发现需进行字段转换时进一步处理；其次，ALG查找接口上的NAT配置，根据NAT配置转换报文中的IP地址、端口、call-id等信息并建立关联表，关联表记录了载荷地址的转换关系；最后，ALG调整报文载荷中的长度字段，如sip message header的content-length字段标识message body的长度，ALG对message body中的地址转换后，message body长度可能变化，content-length字段值需要置为变化后的值。■

传统VPN与NAT穿越的兼容性

■ 文/任俊峰

概述

VPN（Virtual Private Network，虚拟专用网）是一种基于公共数据网的服务，它依靠ISP（Internet Service Provider）和NSP（Network Service Provider），在公共网络中建立虚拟专用通信网络。VPN可以极大地降低用户的费用，并且提供比传统专线方式更强的安全性。

在VPN中广泛使用了各种各样的隧道技术，有二层隧道技术，也有三层隧道技术。常用隧道协议包括：L2TP、GRE、IPsec、SSL VPN等。那么，什么是隧道呢？

隧道是一种封装技术，它利用一种网络协议来传输另一种网络协议，即利用一种网络传输协议，将其他协议产生的数据报文封装在它自己的报文中，然后在网络中传输。实际上隧道可以看作一个虚拟的点到点连接。

隧道技术简单地说就是：原始报文在A地进行封装，到达B地后把封装去掉，还原成原始报文，这样就形成了一条由A到B的通信隧道。隧道技术就是指包括数据封装、传输和解封装在内的全过程。

NAT（本文如无特殊说明，NAT包括端口转换PAT情况）主要用于解决IPv4地址紧缺问题，在目前网络中NAT应用非常广泛，特别是在企业网出口网关大都使用了NAT技术解决公网地址不足的问题。

如下图所示，当企业分支机构处于一个园区或者小运营商范围内，企业分支出口的IP地址很可能依然不是公网地址。这样在园区出口或者小运营商出口处，会有NAT的存在，从而总部与分支建立的VPN隧道必须能够支持NAT穿越。

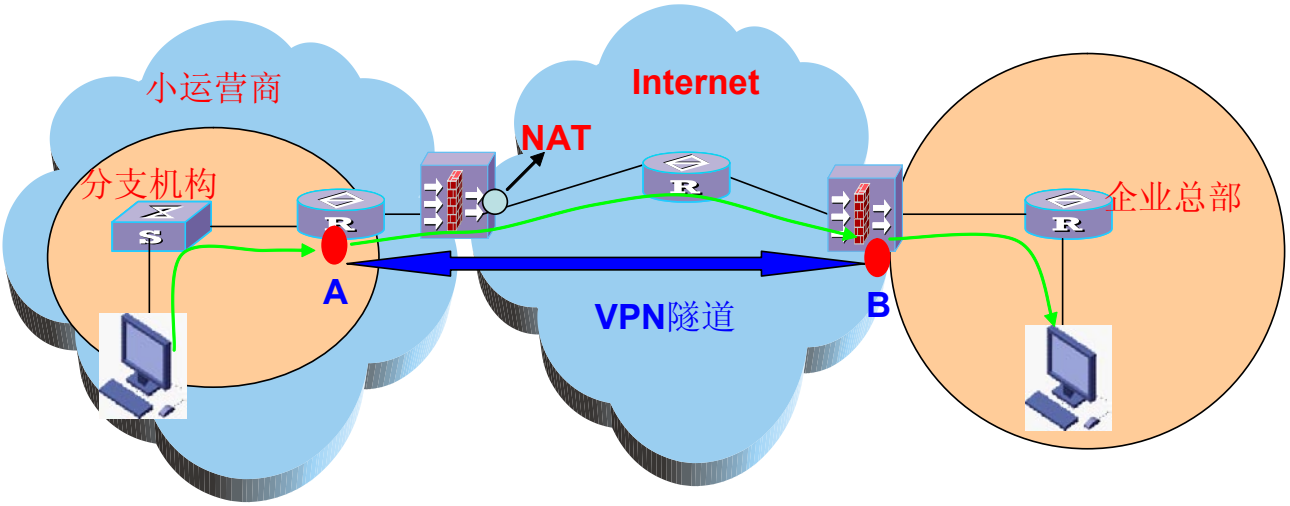


图1 VPN穿越NAT的应用组网

随着VPN技术得到广泛的应用，一些NAT技术与VPN技术存在不兼容的问题出现在我们面前。使NAT与VPN共存成为一个VPN实施中需要重点考虑的因素。本文主要介绍NAT与各种VPN共存可能引起的问题以及如何解决这些问题。这里的VPN包括IPsec、GRE、L2TP、SSL VPN等常用传统VPN。在分析传统VPN与NAT是否可以共存时，首先需要分析该VPN隧道的封装方式，看有没有传输层的端口，其次要分析VPN隧道的协商过程中是否要使用报文的IP地址。

IPsec与NAT

IPsec简介

因为在Internet 早期，安全的需求非常少，因此在IP 协议设计之初并没有考虑安全性，因此标准的IP 协议是不安全的。随着Internet 上的商业发展，安全问题日益突出，必须建立新的安全协议标准来满足这种需求。IPsec（IP Security）协议应运而生。

IPsec在三个方面保证了网络数据包的安全：机密性、完整性、认证性。机密性就是保证数据包的原始内容不被看到；完整性即保证数据包的内容不会被修改；认证性保证数据来自被信任的客户端。因此不可避免地需要使用多种的加密算法来修改数据包的内容。修改后的数据包有2种主要的封装形式： AH (Authentication Header) 和ESP (Encapsulating SecurityPayload)。 AH在IP数据包中插入了一个包头，其中包含对整个数据包内容的校验值。AH只用于对IP 数据包的认证，而并不对数据包认证作任何修改。ESP用户加密整个数据包内容，同时也可以对数据包进行认证。AH和ESP 即可以同时使用也可以分开使用。

IPsec 在传输数据的时候也有2 种不同的模式：传输模式和隧道模式。传输模式主要用于主机到主机之间的直接通信；而隧道模式主要用于主机到网关或网关到网关之间。传输模式和隧道模式主要在数据包封装时有所不同。在传输模式中，只有IP包的传输层部分被修改（认证或者加密）。而在隧道模式中，整个数据包包括IP头都被加密或认证。

在传输和隧道模式下的数据封装形式如下图所示，图中DATA为原IP报文数据。

	传输模式	隧道模式
AH	原IP头 | AH | DATA	新IP头 | AH | 原IP头 | DATA
ESP	原IP头 | ESP | DATA | ESP-T	新IP头 | ESP | 原IP头 | DATA | ESP-T
AH-ESP	原IP头 | AH | ESP | DATA | ESP-T	新IP头 | AH | ESP | 原IP头 | DATA | ESP-T

图2 IPsec VPN数据封装形式

IPsec与NAT 的矛盾

在多数情况下NAT 的处理对用户使用是完全透明的，但是当希望使用IPsec 技术组建VPN 网络时，NAT 却带来了很大的麻烦。IPsec协议的主要目标之一是保护IP数据包的完整性，这意味着IPsec会禁止任何对数据包的修改。但是NAT 处理过程是需要修改IP 数据包的IP 头数据、传输层报文头数据甚至传输数据的内容（如FTP 应用），才能够正常工作。所以一旦经过IPsec 处理的IP 包穿过NAT设备时，包内容被NAT 设备所改动，修改后的数据包到达目的主机后其解密或完整性认证处理就会失败，于是这个报文被认为是非法数据而被丢弃。这就是组建VPN 网关最常见的“IPsec 与NAT 协调工作”的问题。那么我们在什么时候会遇到这个问题呢？如果我们的VPN 设备在NAT设备的后面，如果我们在外地上网需要通过VPN客户端访问公司内网，如果我们没有合法的公网地址，只能通过服务商接入Internet 等等，都会遇到这个问题。

无论传输模式还是隧道模式，AH都会认证整个数据包。不同于ESP 的是，AH还会认证位于AH头之前的IP 头。当NAT 设备修改了IP 头之后，IPsec 就会认为这是对数据包完整性的破坏，从而丢弃数据包。因此AH 是绝对不可能和NAT 在一起工作的。

我们再来看看使用ESP时的情况。ESP在传输模式时会保护TCP/UDP头，但是并不保护IP 头，因此修改IP 地址并不会破坏整个数据包的完整性。但是如果数据包是TCP/UDP数据包，NAT设备就需要修改数据包的校验值，而这个校验值是被ESP 所保护的，这样却会导致完整性校验失败。 所以最终可能和NAT一起工作的只能是隧道模式下的ESP。

IKE和NAT工作时也同样存在着冲突。在IKE中第一阶段和第二阶段协商中会使用IP地址作为ID负载的内容。IKE报文穿越NAT后由于地址的改变会导致出现不一致的问题。IKE使用的源端口与目的端口号都是500。如果存在地址端口转换的情况，IKE报文的源端口将被改变，这样如果响应者判断源端口不是500，可能会存在协商问题。因此如果存在NAPT网关，要支持NAT穿越，必须支持非500端口发起的IKE报文，并且能够正确回应到这个非500端口。

IPsec和NAT求同存异

现在有许多的解决方案来解决NAT 和IPsec 共存问题，这里我们主要讨论一种最主要的解决方法：NAT-T和NAT穿越。NAT-T设计简单，不需要改动已有的设备或者协议，只需要边界设备支持即可。这个技术的基本思路是在IPsec 封装好的数据包外再进行一次UDP 的数据封装。这样，当此数据包穿过NAT 网关时，被修改的只是最外层的IP/UDP 数据，而对其内部真正的IPsec 数据没有进行改动；在目的主机处再把外层的IP/UDP 封装去掉，就可以获得完整的IPsec 数据包。NAT-T在实际运作时，第一步是判断通信的双方是否支持NAT-T，这主要通过IKE协商时彼此发送的第一个数据包来判断。在判断双方均支持NAT-T后，进入到第二步，去发现在上方的链路中间是否存在NAT设备，这一步通常成为NAT

发现。NAT发现的原理实际上就是判断通信双发的IP 地址或者端口是否发生了改变。当发现NAT 设备以后，NAT-T 双方开始协商所采用的数据包封装方式，至此完成协商过程。

当在VPN之间的链路中发现NAT设备之后，除对数据包进行ESP 处理外，还需要额外的进行一些其他的处理和封装。即对IPsec 通信数据采用UDP 和IKE端口的包头进行封装，因此这种封装后的数据包实际上和正常的IKE 协商数据包有相同的包头（IP 头和UDP头），从而避免防火墙对IPsec 通信数据和IKE协商数据使用不同的安全策略。NAT-T 后数据包的封装格式如图2、3所示。

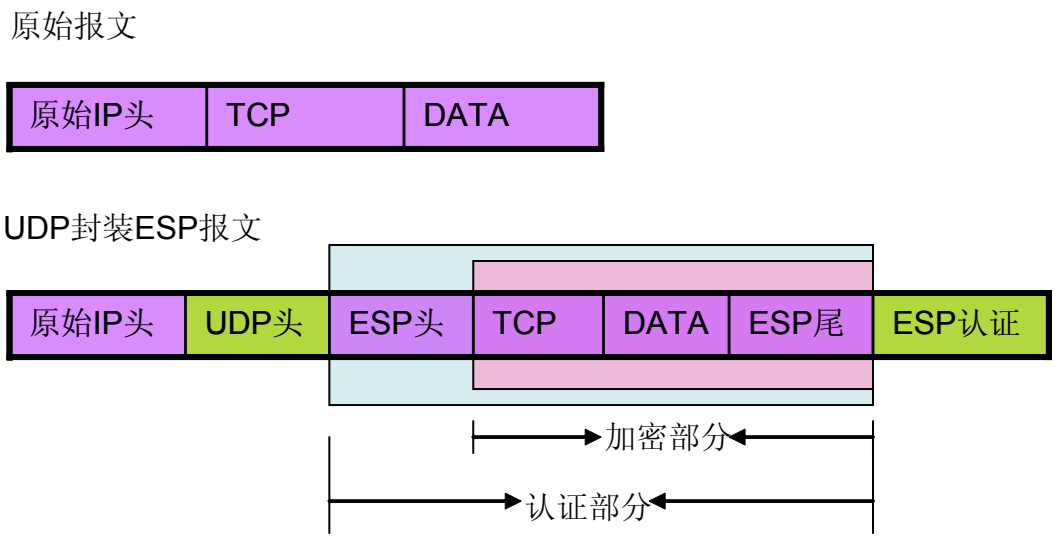


图3 UDP封装传输模式的IPsec对报文的封装

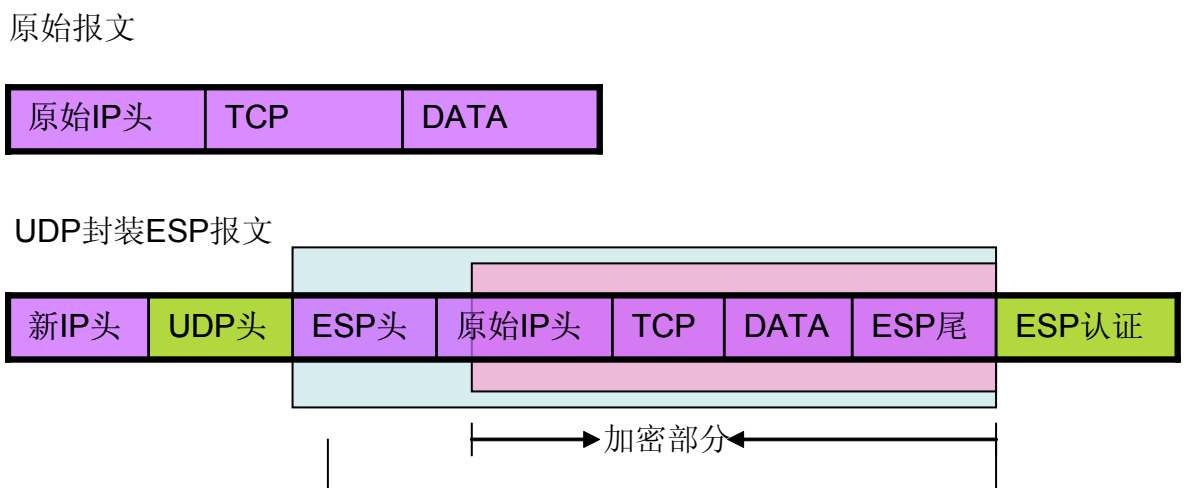


图4 UDP封装隧道模式的IPsec对报文的封装

通过在IP 头后，ESP 包头之前插入一个UDP 包头来完成NAT-T 的UDP 封装。这样的数据包在经过NAT 设备时就会被认为是一个正常的UDP数据包，从而完成NAPT转换，数据包到达VPN网关时也不会校验设备。显然，NAT-T加大了数据包的长度和负载，大约为每个数据包增加了20Byte的长度。这增加了设备处理的时间和负担。但是对应NAT-T的实现简单和安全而言，这是非常值得的，因此NAT-T实际上已成为VPN设备的必备功能。一些IKE报文敏感的NAT网关对IKE进行特殊处理，针对该问题，采用了新的UDP端口号4500。这样支持NAT-T的设备不仅监听UDP 500，同时监听UDP 4500端口。

L2TP与NAT

L2TP简介

L2TP(Layer 2 Tunnel Protocol)称为二层隧道协议，是为在用户和企业的服务器之间透明传输PPP报文而设置的隧道协议，L2TP最大的优势在于充分利用了PPP协议的优势，提供了认证、地址分配等功能，非常适合远程用户或者分支机构通过Internet连接企业总部的私网。从某个角度来讲，L2TP实际上是一种PPPoIP的应用，就像PPPoE、PPPoA、PPPoFR一样，都是一些网络应用想利用PPP的一些特性，弥补本网络自身的不足。

为了支持L2TP这种PPPoIP的应用，各厂家在实现引进了虚接口去处理。一般都使用VT口作为一个配置管理的载体，VT如何具体去实现，各厂家在实现上有些细微的差别。

L2TP中定义了3个角色，CLIENT、LAC、LNS。LAC与LNS间是一个IP网络，LAC与CLIENT之间一般是一个PPP链路（常用的是PPPoE、DDR方式的PPP等）。L2TP的目的是建立一条跨LAC的CLINET与LNS之间的PPP链路，LAC透明传输PPP包文（封装到IP包文，具体是UDP）到LNS。

在L2TP应用中，PPP链路建立过程是这样的，首先是CLINET与LAC间进行LCP协商，一般接着会进行验证，验证通过后，LAC开始将验证包文等后续包文透明传送到LNS，也就是相当于在LNS与CLINET之间接着进行验证与IPCP协商，IPCP协商通过后，PPP链路就建立了。

L2TP与NAT可以共存

先看一下RFC2661对L2TP隧道端口号的描述：

L2TP使用已注册UDP端口1701[RFC1700]。整个L2TP包，包含负载和L2TP报头，被放在UDP报文中发送出去。L2TP隧道的初始化者选择一个可用的源UDP端口(可能是1701或者不是)然后发送到期望的目的地址的1701端口。接收者找到系统的一个空闲的端口(可能是或者不是1701端口)，然后发送它的回复到初始化连接者的UDP端口和地址，发送的源端口号是找到的这个空闲的端口号。一旦源和目的端口还有地址建立连接以后，他们必须在隧道生命周期中保持稳定。上面建议指出接受者使用随意的端口号(和初始化隧道所用数据包不同的目的端口号，比如1701)将使得L2TP在穿越一些NAT设备的时候会更加困难，实现者在选择源端口的时候应该考虑这些隐含的冲突。

从上面这段话中可以看出为了穿越NAT，接受者已经不能使用随意的源端口号，而是必须使用1701端口了。

再来看一下L2TP VPN的封装格式，如下图所示，其存在UDP传输层的端口号，报文支持进行NAT穿越。

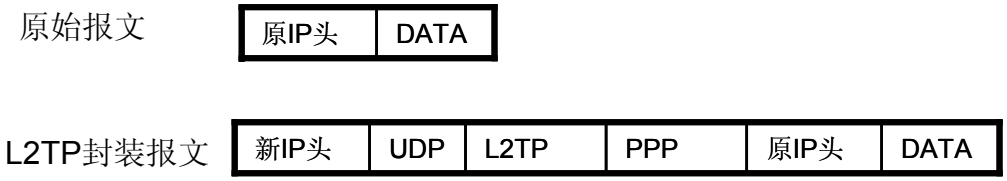


图5 L2TP VPN封装格式

```
⊞ Frame 148 (1080 bytes on wire, 1080 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: Hangzhou_19:9c:77 (00:0f:e2:19:9c:77), Dst: Hangzhou_2c:b4:5a (00
⊞ Internet Protocol, Src: 11.11.11.2 (11.11.11.2), Dst: 6.6.6.2 (6.6.6.2)
⊟ User Datagram Protocol, Src Port: 57344 (57344), Dst Port: l2tp (1701)
    Source port: 57344 (57344)
    Destination port: l2tp (1701)
    Length: 1046
    Checksum: 0x0000 (none)
⊟ Layer 2 Tunneling Protocol
  ⊞ Packet Type: Data    Message Tunnel Id=1 Session Id=19642
    Tunnel ID: 1
    Session ID: 19642
⊟ Point-to-Point Protocol
    Address: 0xff
    Control: 0x03
    Protocol: IP (0x0021)
⊞ Internet Protocol, Src: 192.168.0.3 (192.168.0.3), Dst: 192.168.0.1 (192.168.0.1)
⊞ Internet Control Message Protocol
```

图6 L2TP VPN报文抓包

另外我们知道，L2TP实际上就是完成PPP Over IP的工作，L2TP首先需要建立L2TP Tunnel，然后在L2TP Tunnel上建立Incoming或者Outgoing Session，最后建立PPP Session，所有的L2TP需要承载的数据信息都是在PPP连接中进行传递的。

关于L2TP Tunnel、Session和PPP的关系如下图所示：

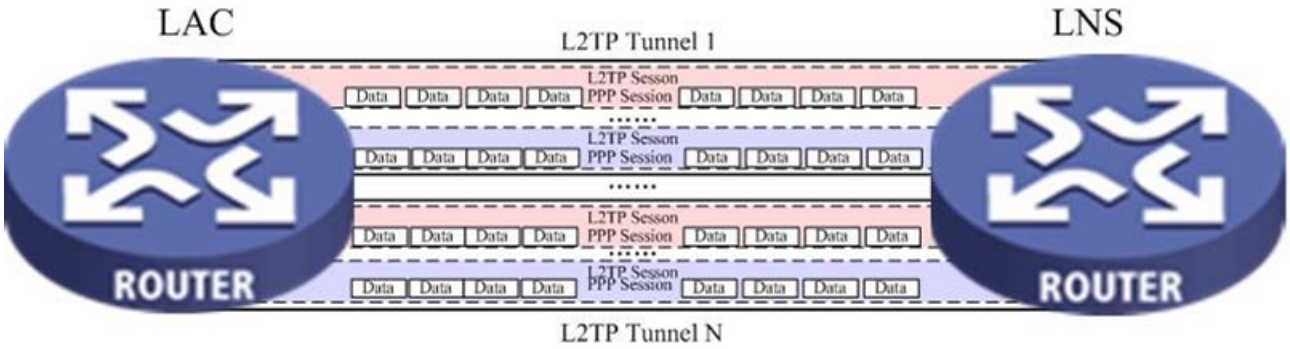


图7 L2TP Tunnel、Session和PPP

◆ L2TP Tunnel：用于建立L2TP控制连接，并且确定本地和远程的Tunnel ID，Tunnel ID是本地有效的。所有后续的L2TP报文都必须在建立了Tunnel以后在Tunnel中传输，建立L2TP控制连接需要完成检查Peer ID、检查Peer L2TP版本以及协商Peer的能力等过程。

◆ L2TP Session：可以是Incoming Session(由LAC发起)或者Outgoing Session(由LNS发起)，L2TP Session的主要作用是协商Session ID(也是本地有效)、认证呼叫类型(Modem、ISDN)、认证呼叫信息(Calling Number、Called Number和Subaddress)等。

◆ PPP Session：LAC将Client的PPP信息通过L2TP Session透传给LNS，使Client和LNS之间建立一个PPP Session，透传的PPP信息包括LCP和NCP的所有参数，由LNS对Client进行认证以及地址的分配。

L2TP隧道协商过程中，没有使用到IP地址信息，可以说该协议是与NAT可以共存的。

GRE与NAT

GRE简介

GRE是对某些网络层协议（如：IP，IPX，AppleTalk等）的数据报文进行封装，使这些被封装的数据报文能够在另一个网络层协议（如IP）中传输，这是GRE最初的定义。最新的GRE封装规范，已经可以封装二层数据帧了，如PPP帧、MPLS等。在RFC2784中，GRE的定义是“X over Y”，X和Y可以是任意的协议。

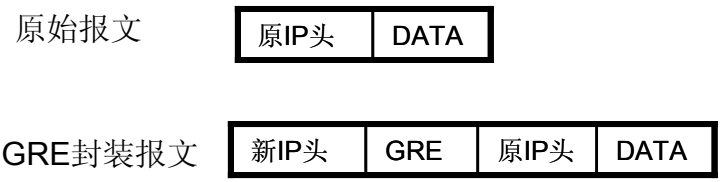
GRE隧道不能配置二层信息，但可以配置IP地址。GRE利用为隧道指定的实际物理接口完成转发，转发过程如下：

（1）所有发往远端VPN的原始报文，首先被发送到隧道源端。

（2）原始报文在隧道源端进行GRE封装，填写隧道建立时确定的隧道源地址和目的地址，然后再通过公共IP网络转发到远端VPN网络。

GRE与NAT誓不两立

我们首先来看一下GRE隧道的封装格式：




```
⊞ Frame 1 (98 bytes on wire, 98 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: HuaweiTe_00:00:00 (00:e0:fc:00:00:00), Dst: Cisco_6f:f6:c0 (00:11:93:6f:f6:c0)
⊞ Internet Protocol, Src: 202.102.40.219 (202.102.40.219), Dst: 202.102.40.122 (202.102.40.122)
⊟ Generic Routing Encapsulation (IP)
  ⊟ Flags and version: 0000
      0... .... .... .... = No checksum
      .0.. .... .... .... = No routing
      ..0. .... .... .... = No key
      ...0 .... .... .... = No sequence number
      .... 0... .... .... = No strict source route
      .... .000 .... .... = Recursion control: 0
      .... .... 0000 0... = Flags: 0
      .... .... .... .000 = Version: 0
    Protocol Type: IP (0x0800)
⊞ Internet Protocol, Src: 172.3.28.20 (172.3.28.20), Dst: 172.3.16.18 (172.3.16.18)
⊞ Internet Control Message Protocol
```

图8 GRE封装的报文

对于GRE的封装，从图8的抓包我们能清楚的看到，它没有传输层端口，不能进行NAPT转换。如果使用静态的NAT穿越，即使用一对一的NAT方式，GRE是可以支持的，但是由于这里所说的NAT设备都是指运营商网络中的，企业用户无法进行控制。另外GRE隧道两端需也要静态指定对端的公网IP，如果穿越NAT，报文的原IP地址发生改变后，隧道将无法匹配。因此在某种意义上，我们可以说GRE和NAT誓不两立，无法共存。

如果说用户一定要使用GRE VPN，且中间链路存在NAT时，一般通过VPN嵌套的方式来实现，譬如在GRE的隧道之上嵌套一层IPsec VPN隧道，通过IPsec可以穿越NAT的特性来达到用户需求。

SSL VPN与NAT

SSL VPN简介

SSL（Secure Sockets Layer，安全套接层）是一个安全协议，为基于TCP的应用层协议提供安全连接，如SSL可以为HTTP协议提供安全连接。SSL协议广泛应用于电子商务、网上银行等领域，为网络上数据的传输提供安全性保证。SSL VPN系统是一款采用SSL连接建立的安全VPN系统，为企业移动办公人员提供了便捷的远程接入服务。

SSL VPN的最大特色就是使用Web反向代理技术实现所谓的Web接入，使得用户可以只通过浏览器来访问内网资源。同时，为了适应已有的基于TCP/IP的应用程序，SSL VPN又提供了另外两种接入方式：端口转发和网络扩展。这样SSL VPN不但能做到对内部网络的全面访问，还能提供更安全、更方便的接入服务。

SSL VPN与NAT天然共存

SSL（Secure Socket Layer）安全套接层是一种运行在两台机器之间的安全通道协议；也可以运行在SSL代理和PC之间；其功能为保护传输数据（加密）和识别通信机器（认证）；SSL提供的安全通道是透明的，几乎所有基于TCP的协议稍加改动就可以直接运行于SSL之上。

不管SSL VPN运行在哪种模式下，都是以HTTPS（以SSL为基础的HTTP)为基础的VPN，VPN建立的过程和普通的TCP连接没有太大的区别，协议对NAT不敏感。

另外SSL VPN封装后的报文，为TCP的报文，存在传输层的端口，NAT对其没有任何的影响。

```
⊞ Frame 19 (1107 bytes on wire, 1107 bytes captured)
⊞ Ethernet II, Src: Elitegro_3f:49:da (00:16:ec:3f:49:da), Dst: Hangzhou_2c:b4:
⊟ Internet Protocol, Src: 136.1.35.168 (136.1.35.168), Dst: 4.4.4.1 (4.4.4.1)
    Version: 4
    Header length: 20 bytes
  ⊞ Differentiated Services Field: 0x00 (DSCP 0x00: Default; ECN: 0x00)
    Total Length: 1093
    Identification: 0x7874 (30836)
  ⊞ Flags: 0x04 (Don't Fragment)
    Fragment offset: 0
    Time to live: 128
    Protocol: TCP (0x06)
  ⊞ Header checksum: 0xca90 [correct]
    Source: 136.1.35.168 (136.1.35.168)
    Destination: 4.4.4.1 (4.4.4.1)
⊟ Transmission Control Protocol, Src Port: 1564 (1564), Dst Port: https (443),
    Source port: 1564 (1564)
    Destination port: https (443)
    Sequence number: 340    (relative sequence number)
    [Next sequence number: 1393    (relative sequence number)]
    Acknowledgement number: 340    (relative ack number)
    Header length: 20 bytes
  ⊞ Flags: 0x0018 (PSH, ACK)
    Window size: 64375
    Checksum: 0x6840 [correct]
⊟ Secure Socket Layer
  ⊟ TLS Record Layer: Application Data Protocol: Hypertext transfer protocol
      Content Type: Application Data (23)
      Version: TLS 1.0 (0x0301)
      Length: 1048
      Application Data
```

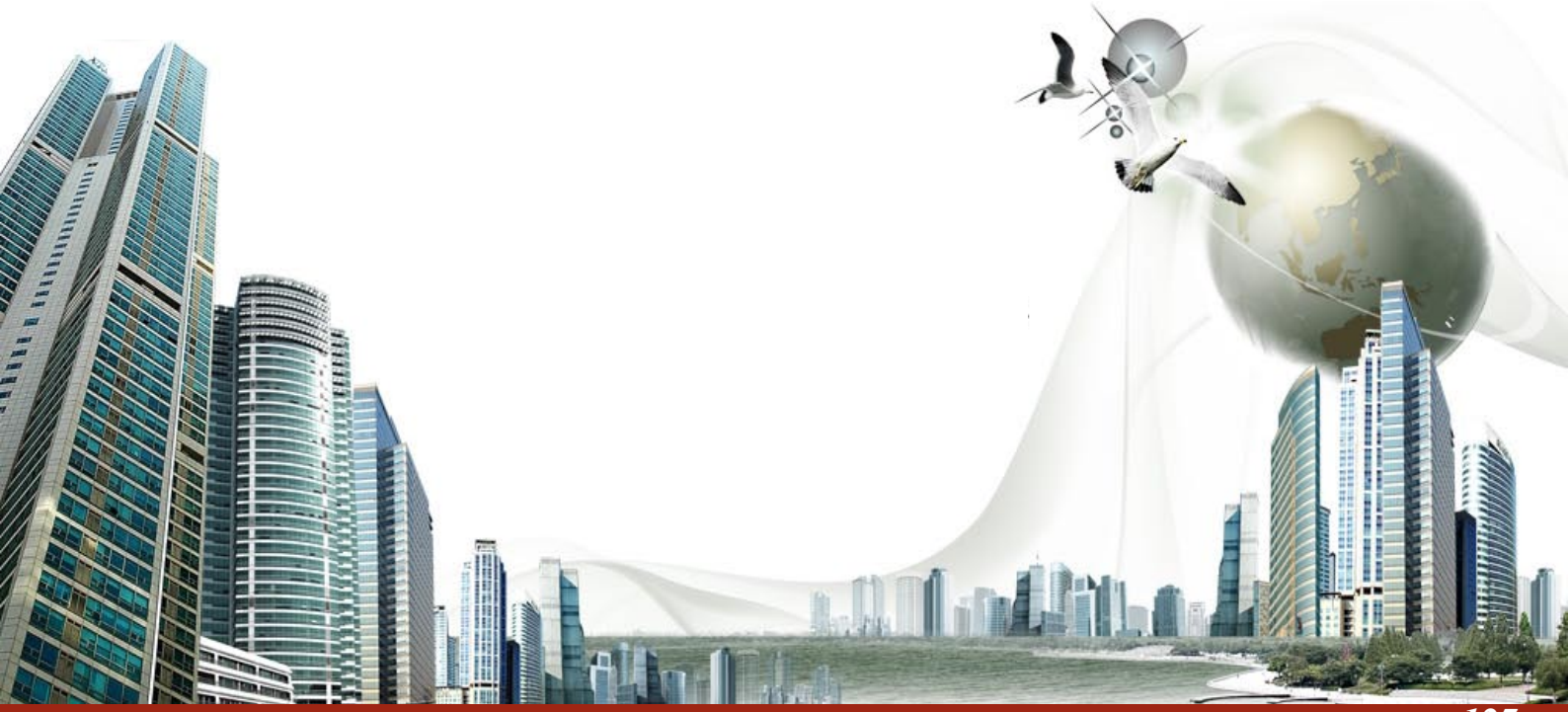
图9 SSL VPN封装报文

总结

从上文中的分析，我们可以得出这样的结论，传统VPN中的SSL VPN和L2TP VPN与NAT天然可以共存，IPsec VPN在部分模式下可以与NAT共存，而GRE则无法穿越NAT网路。■

NAT的双机热备方案

■文/袁江



一般的NAT组网中，内网用户通过单台设备进行NAT转换访问外网，NAT设备承担了所有内外网之间的流量，无法规避单点故障。一旦发生单点故障，将导致内网用户无法与外网通信。

随着用户对网络可靠性的要求越来越高，发生单点故障导致网络间断是不可接受的。因此在重要节点处一般都部署两台或者多台设备，构成冗余备份组网，但如果设备之间不能实时的进行数据备份的话，链路切换时还是会导致用户的业务中断。双机热备方案可以很好避免该风险，该方案通过部署两台设备形成备份，通过VRRP或动态路由等机制进行链路切换，实现一台设备故障后流量自动切换到另一台正常工作的设备。

NAT的双机热备方案是两者的统一，同时实现内外网交互时的NAT功能及规避单点故障的双机热备功能，保证网络的不间断传输。

防火墙的双机热备

防火墙设备需要维护每条会话的状态等相关信息，当主设备故障、流量切换到备份设备时，要求备份设备上有正确的会话信息才能继续处理会话报文，否则会话报文会被丢弃从而导致会话中断。因此，主设备上会话建立或表项变化时需要将相关信息同步到备份设备，以保证主设备和备份设备会话表项的完全一致。防火墙需要同步的信息包括会话表、会话扩展信息、关联表等。数据同步的方式有批量备份和实时备份：

批量备份：防火墙设备工作了一段时间后，可能已经存在大量的会话表项，此时加入另一台防火墙设备，在两台设备上使能双机热备功能后，先运行的防火墙会将已有的会话表项一次性同步到新加入的设备，这个过程称为批量备份。

实时备份：防火墙在运行过程中，可能会产生新的会话表项。为了保证表项的完全一致，防火墙在产生新表项或表项变化后会及时备份到另一台设备，这个过程称为实时备份。

针对不同的组网环境，双机热备还实现了对非对称路径会话的备份。当备份类型为不支持非对称路径备份时，一条会话中的数据流进入内网和从内网出去所经过的设备必须相同，即进入内网时经过双机热备中的一台设备，从内网出去时经过的设备是进入时经过的设备；当备份类型为支持非对称路径备份时，一条会话中的数据流进入内网和从内网出去所经过的设备可以不同，即进入内网时经过双机热备中的一台设备，从内网出去时经过的设备可以是进入时经过的设备，也可以是另一台设备。

根据组网情况，双机热备方案有两种工作模式：主备模式和负载分担模式（本文只描述了主备模式的NAT双机热备，负载分担模式中NAT的配置与主备模式相似）。

双机热备的两台设备间利用VRRP或动态路由实现流量的切换，流量模型如图1、图2所示。

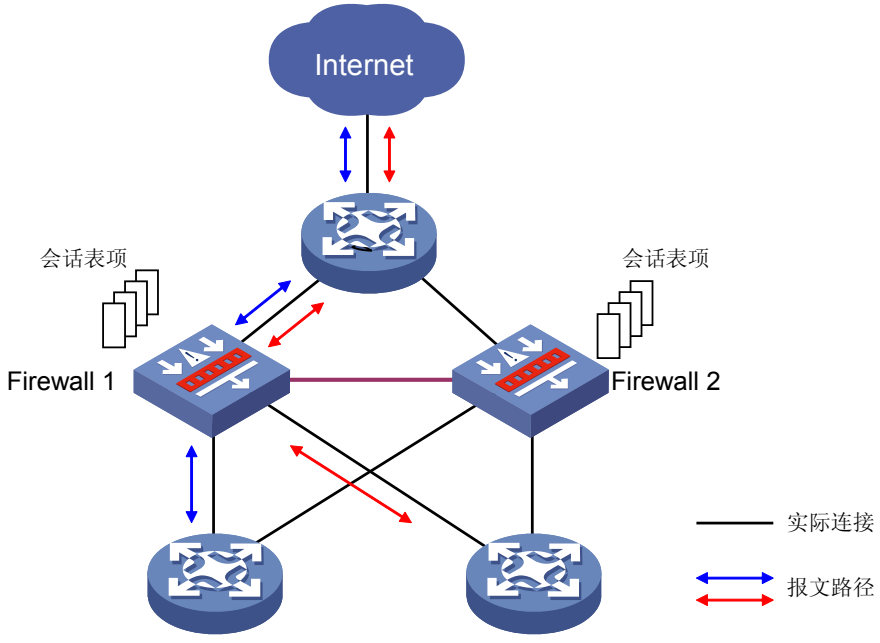


图1 主备模式下，Firewall 1故障前流量模型

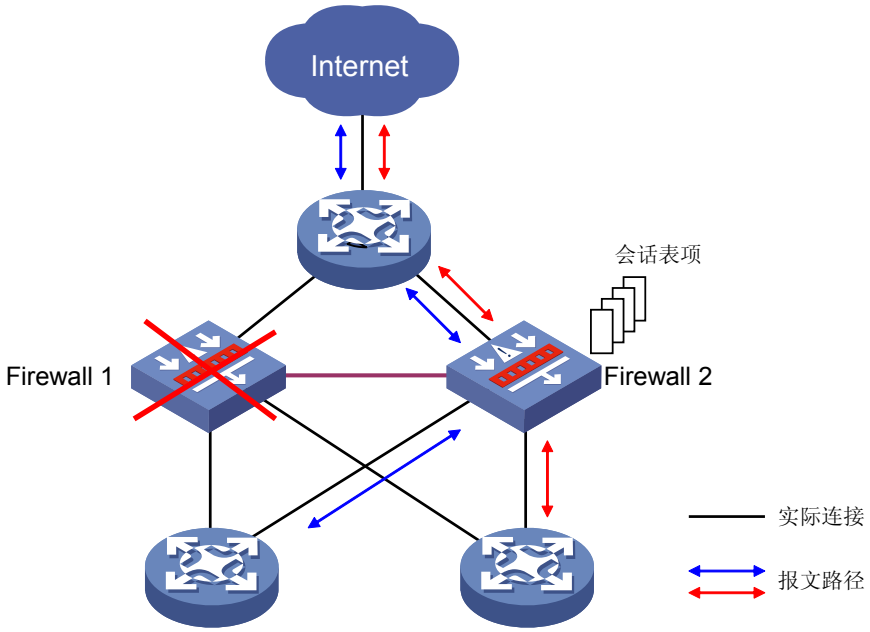


图2 主备模式下，Firewall 1故障后流量模型

NAT与双机热备的组合

地址池的低优先级属性

当双机热备的两台设备在网络中还需要完成NAT功能时，两台设备上配置的NAT地址池的地址空间必须完全一样，才能保证在一台设备发生故障时，另一台设备能够接替故障设备上的业务运行。但是，如果两台设备在做地址转换时，分别从各自的地址池中选用了相同的地址，且分配了相同的端口号，则会导致两台设备上的反向会话完全一样，无法进行会话数据的备份。

为解决该问题，NAT地址池引入了低优先级属性。在双机热备的两台设备上配置地址空间相同但优先级不同的地址池。例如：在两台设备上均配置地址池100.0.0.1 ~ 100.0.0.10，其中一台设备上的100.0.0.1 ~ 100.0.0.10地址池为低优先级。在进行地址转换时，低优先级NAT地址池中地址的端口取值范围为35001~65535，高优先级地址池中地址的端口取值范围为1024~35000。这样主备两台防火墙虽然使用相同的NAT地址池中的地址，但是由于地址池的优先级不同，所以NAT转换后公网IP和公网端口就不会出现完全相同的情况了，在备份会话数据时就不会发生冲突。

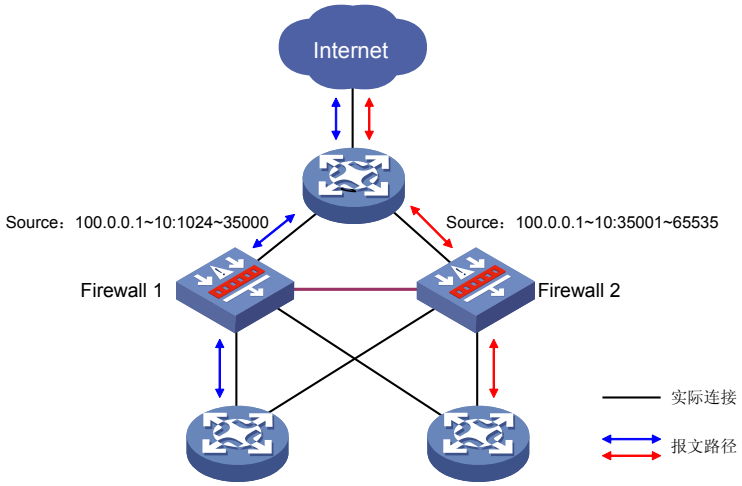


图3 负载分担模式下，NAT地址池的低优先级属性

低优先级地址池的不响应ARP请求属性

在特定组网条件下，双机热备支持NAT的两台设备还可能会发生ARP响应冲突的情况，如图4所示。Firewall 1和Firewall 2上均配置了NAT地址池100.0.0.1 ~ 100.0.0.10。当Router发起ARP请求，询问这两个地址池中的某个地址（如100.0.0.2），Firewall 1和Firewall 2都会收到这个ARP请求，并识别出这是自己地址池中的地址。这样，两台设备都会回复一个ARP响应，导致ARP响应冲突。

为解决上述问题，NAT地址池引入了新的地址池ARP响应机制，即可以设置低优先级的地址池在设备的热备状态处于同步状态时不响应ARP请求。从而，保证了不会出现ARP响应冲突。

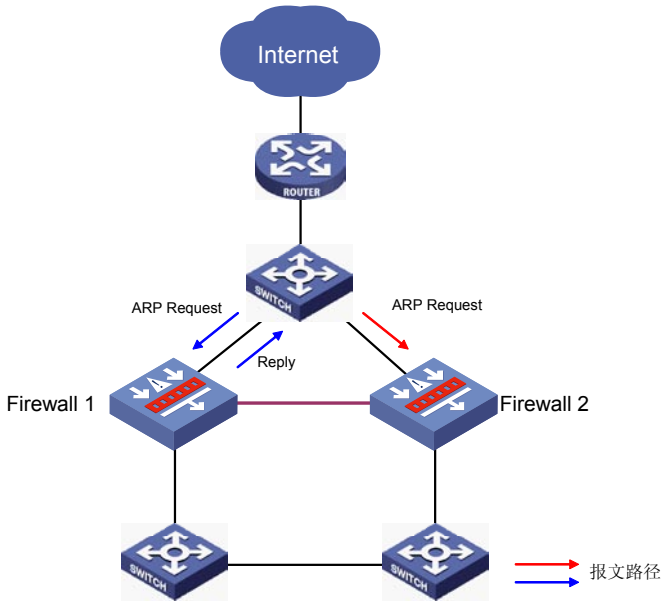


图4 低优先级地址池的不响应ARP请求属性

方案的实现

利用VRRP实现流量切换

通过VRRP将网络中的一组设备配置成一个备份组，这组设备在功能上就相当于一台虚拟设备。网络中的主机只需要知道这个虚拟设备的IP地址，通过这个虚拟设备与其它网络进行通信。备份组中，仅有一台设备处于活动状态，能够转发报文，称为主用设备（Master），其余设备都处于备份状态，并随时按照优先级高低做好接替任务的准备，称为备份设备（Backup）。当发现主用设备故障时，优先级次高的备用设备会当选为新的Master接替原Master工作，整个过程对用户来说是完全透明的，这就很好的实现了流量切换。

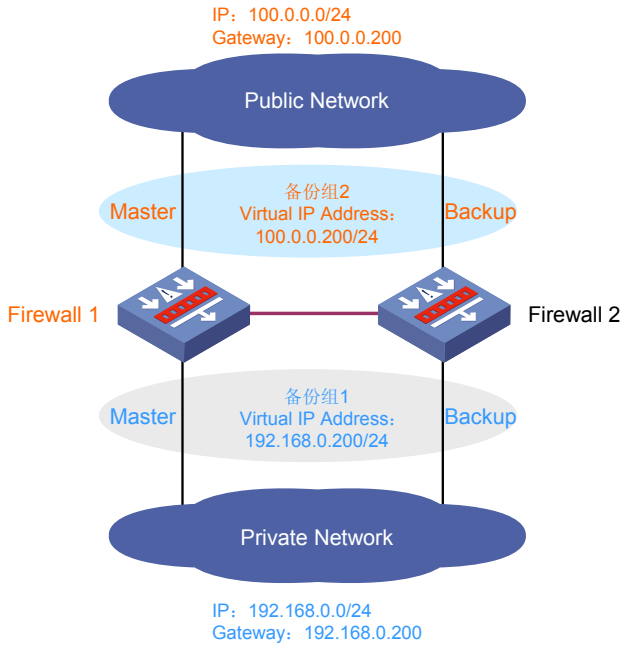


图5 通过VRRP实现流量切换（主备模式）

图5中连接私网和公网的两个接口分别配置备份组1和备份组2，私网的网关指定为备份组1的虚地址，公网的网关指定为备份组2的虚地址，当网络中主备切换时，上下游的网络设备是感知不到网络变化的，这样就确保了流量不间断。

NAT功能在公网侧的接口上开启，下面详细看看公网侧接口的配置：

Firewall 1：

```
nat address-group 100 100.0.0.1 100.0.0.10 level 1  //地址池配置
#
acl number 2999                          //匹配所有报文
rule 0 permit
#
interface GigabitEthernet2/11
 port link-mode route
 nat outbound 2999 address-group 100 track vrrp 2  //匹配ACL 2999规则的报文进行地址转换，地址池为100，关联VRRP备份组2
 ip address 100.0.0.100 255.255.255.0
 vrrp vrid 2 virtual-ip 100.0.0.200              //VRRP备份组2的虚地址
 vrrp vrid 2 track interface GigabitEthernet2/10 reduced 10    //VRRP备份组2监控接口2/10（连接私网的接口）的状态，2/10的状态为Down或者Remove时，设备会主动降低VRRP备份组2的优先级
```

Firewall 2：ACL的配置相同

```
nat address-group 100 100.0.0.1 100.0.0.10 level 0   //Level 0表示该地址池对应于双机热备中的低优先级地址池
#
interface GigabitEthernet2/11
 port link-mode route
 nat outbound 2999 address-group 100 track vrrp 2
 ip address 100.0.0.101 255.255.255.0
 vrrp vrid 2 virtual-ip 100.0.0.200
 vrrp vrid 2 track interface GigabitEthernet2/10 reduced 10
```

双机热备的负载分担模式下利用VRRP切换流量的NAT配置与主备模式大致相同，本文档不做描述。

利用动态路由实现流量切换

如果网络中不同网段的两台设备A到B之间有多条通路，动态路由协议会使用算法选取最优的一条路径作为A到B的路由。当这条通路故障，路由协议会从其他可用通路中选择最优的一条作为新的路由，如果故障设备恢复，则会重新使用原路由，从而动态的保证A与B之间的连通。

双机热备的工作模式是主备模式还是负载分担模式可以通过组网和动态路由的配置来实现（以OSPF为例）：

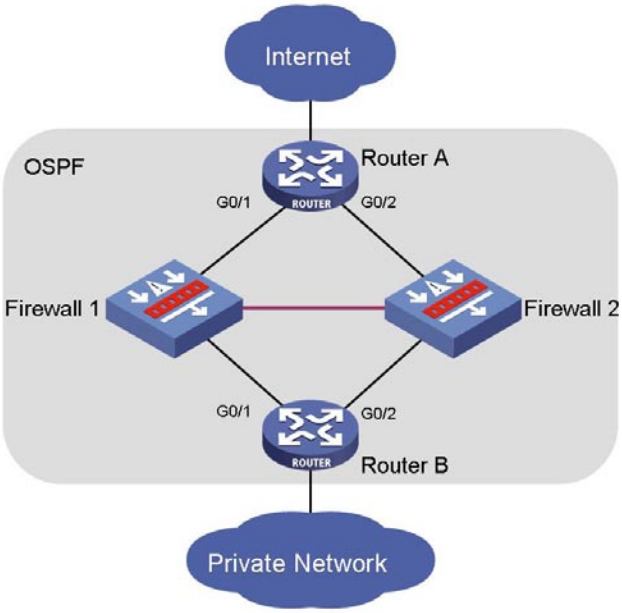


图6 通过动态路由实现流量切换

主备模式只有一台防火墙处于工作状态，另一台防火墙处于备份状态。如图6所示，Router A、Router B、Firewall 1和Firewall 2上均配置OSPF功能，处于同一个OSPF域，在Router A和Router B上都配置G0/1的cost值小于G0/2的。这样，路径Router A<—>Firewall 1<—>Router B的优先级会高于路径Router A<—>Firewall 2<—>Router B，当Firewall 1能正常工作的情况下，内网发往外网的报文都会通过Firewall 1转发；当Firewall 1发生故障，OSPF会启用次优路由，内网发往外网的报文会通过Firewall 2转发。

负载分担模式下两台防火墙处于工作状态并互为备份。如图6所示，Router A、Router B、Firewall 1和Firewall 2上均配置OSPF功能，处于同一个OSPF域，在Router A和Router B上都配置两条等价路由。因为Router A<—>Firewall 1<—>Router B这条路由与Router A<—>Firewall 2<—>Router B优先级一样，所以，当Firewall 1、Firewall 2能正常工作的情况下，Firewall 1和Firewall 2分担处理内网发往外网的报文；当Firewall 1发生故障，则Firewall 2会处理内网发往外网的全部报文。

NAT功能开启在公网侧的防火墙上，相关配置如下：

Firewall 1：

```
ospf 1
 import-route static                    //引入NAT地址池中地址的路由，发布给上行设备
 area 0.0.0.100
  network 192.168.0.0 0.0.255.255        //私网侧的地址网段
  network 100.0.0.0 0.0.255.255          //公网侧的地址网段
#
nat address-group 100 100.0.0.1 100.0.0.10 level 1
#
acl number 2999
 rule 0 permit source 100.0.0.0 0.0.0.255
#
interface GigabitEthernet2/10            //连接私网的接口
 port link-mode route
 ip address 192.168.0.100 255.255.255.0
#
interface GigabitEthernet2/11            //连接公网的接口
 port link-mode route
 nat outbound 2999 address-group 100
 ip address 100.0.0.100 255.255.255.0
```

Firewall 2：

```
ospf 1
 import-route static
 area 0.0.0.100
  network 192.168.0.0 0.0.255.255
  network 100.0.0.0 0.0.255.255
#
nat address-group 100 100.0.0.1 100.0.0.10 level 0
#
interface GigabitEthernet2/10            //连接私网的接口
 port link-mode route
 ip address 192.168.1.100 255.255.255.0
#
interface GigabitEthernet2/11            //连接公网的接口
 port link-mode route
 nat outbound 2999 address-group 100
 ip address 100.0.1.100 255.255.255.0
```

小结

NAT的双机热备方案，解决IPv4地址短缺问题的同时也很好的提高了组网系统的可靠性，拓展了NAT的应用场景，为NAT在多种环境下的应用提供了解决方案。■

NAT典型组网实例

■ 文/曹佐清、张岩、贾欣武

NAT多实例

功能说明

多实例的概念是指路由的多实例，每一个实例之间路由相互隔离。通常情况下，每一个VPN看作为一个实例。

NAT多实例允许分属于不同实例的用户通过同一个出口访问外部网络，同时允许分属于不同实例的用户使用相同的私网地址。当实例内的用户访问外部网络时，地址转换将内部网络主机的IP地址和端口替换为设备的外部网络地址和端口，同时还记录了用户的实例信息（如MPLS VPN协议类型和路由标识符RD等）。回应报文到达时，地址转换将外部网络地址和端口还原为内部网络主机的IP地址和端口，可得知是哪一个实例用户的访问。

同时，地址转换支持内部服务器的多实例，给外部提供访问实例内主机的机会。例如，MPLS VPN1内提供Web服务的主机地址是10.110.1.1，可以使用202.110.10.20作为Web服务器的外部地址，Internet的用户使用202.110.10.20的地址就可以访问到MPLS VPN1提供的Web服务。

另外，NAT还可利用外部网络地址所携带的实例信息，支持多个实例之间的互访。

组网需求

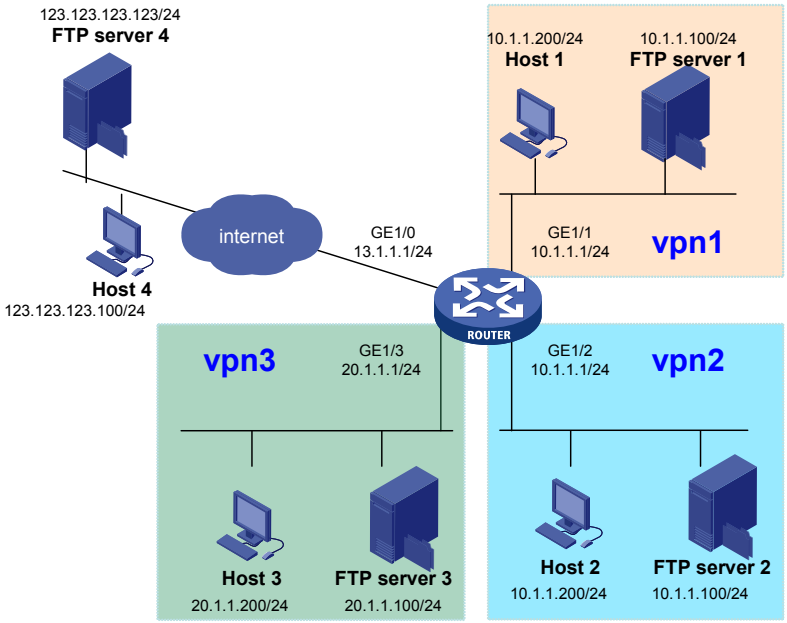


图1 NAT多实例组网

一个公司拥有13.1.1.1/24至13.1.1.4/24四个公网地址。公司内部划分了三个部门，彼此隔离到三个不同的VPN内，每个VPN可以看作一个实例。VPN1和VPN2的两个部门规划的网络内部IP相同。

1、两个VPN内[VPN1、VPN2]的10.1.1.200和10.1.1.100的用户可以访问Internet，其它用户不能访问Internet。使用的公网地址为13.1.1.2。VPN内的用户访问公网的FTP SERVER 4；

2、公网用户Host4可以访问VPN [VPN1]内的FTP SERVER。Host4通过13.1.1.3访问FTP SERVER 1；

3、VPN3 内的Host 3 通过20.1.1.222地址，可以访问VPN2的FTP SERVER2。

实现配置

1、按照拓扑完成IP地址等配置信息，完成VPN的设置，以及公网的路由设置。

2、需要在两个VPN[VPN1、VPN2]内静态路由方式设置到达公网FTP SERVER 4的下一跳IP，确定公网的出接口。

3、根据需求完成VPN内对用户是否经过NAT的权限设置，添加ACL匹配两个MPLS VPN内的地址10.1.1.100/32、10.1.1.200/32。

参考命令行

```
[Router] acl number 2001
[Router–acl–basic–2001] rule permit vpn–instance vpn1 source 10.1.1.100 0
[Router–acl–basic–2001] rule permit vpn–instance vpn1 source 10.1.1.200 0
[Router–acl–basic–2001] rule deny
[Router–acl–basic–2001] quit
```

4、建立NAT转换地址池，使用13.1.1.2。

参考命令行

<Router> system-view

[Router] nat address-group 1 13.1.1.2 13.1.1.2

5、在出口GE1/0上应用基于ACL的NAT出方向转换。

参考命令行

[Router] interface gigabitethernet 1/0

[Router-GigabitEthernet1/0] nat outbound 2001 address-group 1

此时可以实现VPN内的用户访问公网FTP SERVER 4的功能。每个NAT表项内，会有标明VPN的RD信息，用以区分相同网段不同VPN的用户。

6、在公网出接口GE1/0上，设置指定内部服务器的命令；命令中需要的元素有公网虚拟FTP SERVER的IP地址13.1.1.3/32、提供的服务为FTP、VPN内的FTP SERVER的IP地址、以及所在VPN信息。设置后，Host4就可以‘ftp 13.1.1.3’方式登陆FTP SERVER 1。

参考命令行

[Router] interface gigabitethernet 1/0

[Router-GigabitEthernet1/0] nat server protocol tcp global 13.1.1.3 21 inside 10.1.1.100 ftp vpn-instance vpn1

此时完成公网用户访问VPN内部服务器的需求。

7、VPN3 内的Host 3 需要访问VPN2的FTP SERVER2，首先需要在VPN 3的接口GE1/3上设置NAT内部SERVER相关的命令，此命令与上面类似。不过这次增加了虚拟SERVER IP地址所在的VPN信息。

参考命令行

[Router] interface gigabitethernet 1/3

[Router-GigabitEthernet1/0] nat server protocol tcp global 20.1.1.222 21 vpn-instance vpn3 inside 10.1.1.100 ftp vpn-instance vpn2

8、在VPN 2内，建立到达Host3的路由。

此时完成相关配置，HOST 3 可以通过‘ftp 20.1.1.222’的方式访问FTP SERVER 2。

NAT实现Load Balance应用

负载均衡概述

LB（Load Balance，负载均衡）是一种集群技术，它将特定的业务（网络服务、网络流量等）分担给多台网络设备（包括服务器、防火墙等）或多条链路，从而提高了业务处理能力，保证了业务的高可靠性。

负载均衡分类

负载均衡包括服务器负载均衡、防火墙负载均衡和链路负载均衡三种类型，三种负载均衡的应用场景如下：

1、服务器负载均衡：在数据中心等组网环境中，可以采用服务器负载均衡，将网络服务分担给多台

服务器进行处理，提高数据中心的业务处理能力。

2、防火墙负载均衡：在防火墙的处理能力成为瓶颈的组网环境中，可以采用防火墙负载均衡，将网络流量分担给多台防火墙设备，提高防火墙的处理能力。

3、链路负载均衡：在有多个运营商接口的组网环境中，可以采用链路动态负载均衡，实现链路的动态选择，提高服务的可靠性。

NAT方式的服务器负载均衡

下面介绍与NAT相关的服务器负载均衡的工作机制。NAT方式的负载均衡是指通过利用NAT技术对报文的源、目的地址进行转换，使客户端和各个真实服务器之间进行通信。

NAT方式的服务器负载均衡组网图2所示：

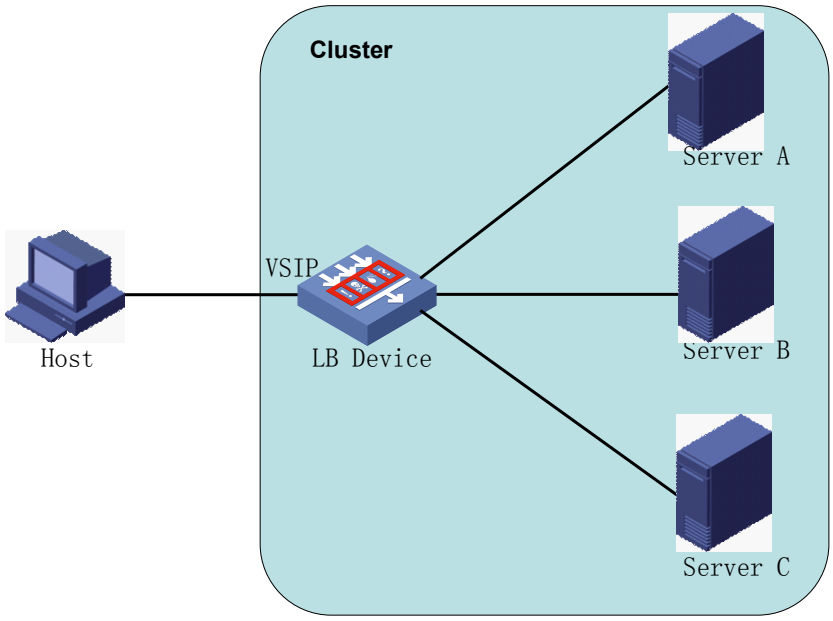


图2 NAT方式的服务器负载均衡组网图

NAT方式的服务器负载均衡包括以下几个基本元素：

1、集群（Cluster）：对外提供特定服务的群体，包括LB device和Server。

2、LB device：负责分发各种服务请求到多台Server的设备。

3、Server：负责响应和处理各种服务请求的服务器。

4、VSIP：集群对外提供的虚服务IP（Virtual Service IP），供用户请求服务时使用。

5、Server IP：服务器的IP地址，供LB device分发服务请求时使用。

NAT方式服务器负载均衡的工作流程如图3所示：

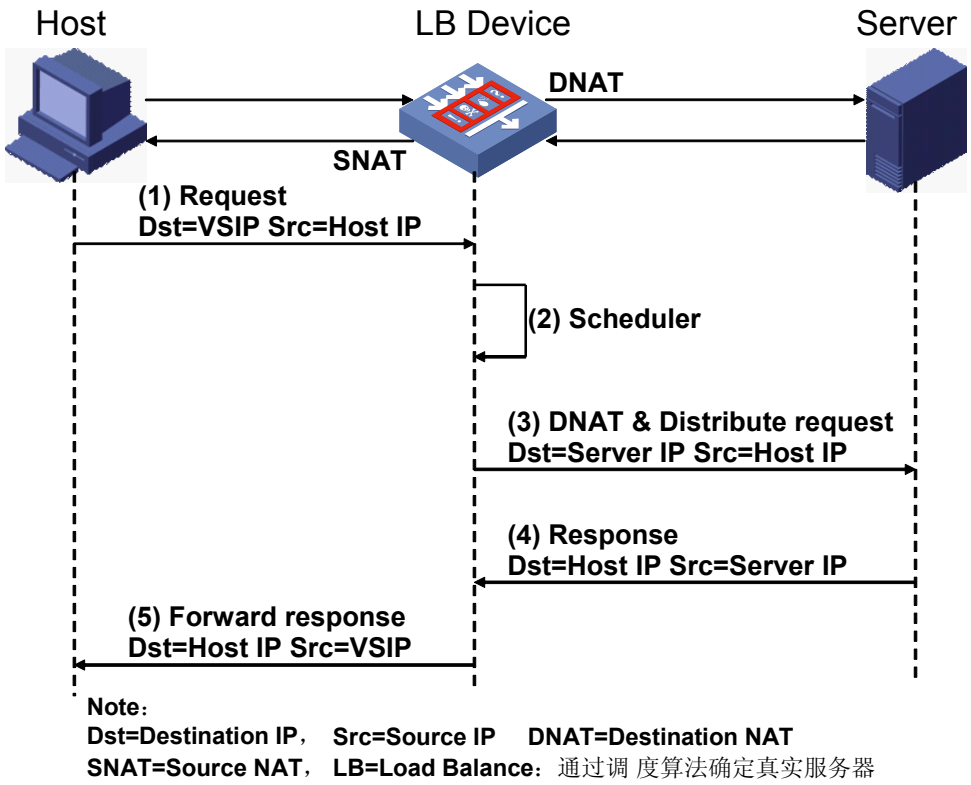


图3 NAT方式的服务器负载均衡流程图

下面简要描述单向NAT转换的报文交换流程：

1、Host发送服务请求报文，报文的源IP为HostIP，报文目的IP为VSIP。

2、LB device接收到请求报文后，借助调度算法计算出应该将请求分发给哪台Server

3、LB device使用DNAT（Destination NAT，目的地址NAT）技术分发报文，报文的源IP为HostIP，报文目的IP为ServerIP。

4、Server接收并处理请求报文，返回响应报文，报文的源IP为Server IP，报文目的IP为Host IP。

5、LB device接收响应报文，转换源IP后转发，报文的源IP为VSIP，报文目的IP为Host IP。

NAT方式服务器负载均衡具有如下特点：

1、上述LB Device是作为单向NAT设备进行地址转换，LB Device还可以进行双向NAT转换，即LB Device选择服务器时，使用DNAT和SNAT技术对报文的目的地址和源地址都进行了转换。

2、所有请求和响应报文都经过LB进行转发，流程可控，便于扩展安全功能，这是优点，但也容易成为瓶颈；

3、组网和配置都比较简单，方便环境搭建。

NAT与DNS的组合应用

DNS ALG

通常情况下，NAT只对报文头中的IP地址和端口信息进行转换，不对应用层数据载荷中的字段进行分析。然而一些特殊协议，它们报文的数据载荷中可能包含IP地址或端口信息，这些内容不能被NAT进

行有效的转换，就可能导致问题。ALG（Application Level Gateway，应用层网关）主要完成对应用层报文的处理，主要用来解决在NAT环境中只转换IP地址和端口信息无法有效处理数据载荷的问题。

如下组网图4中，如果NAT网关没有开启ALG，PC1访问WWW服务器就会出现问题：

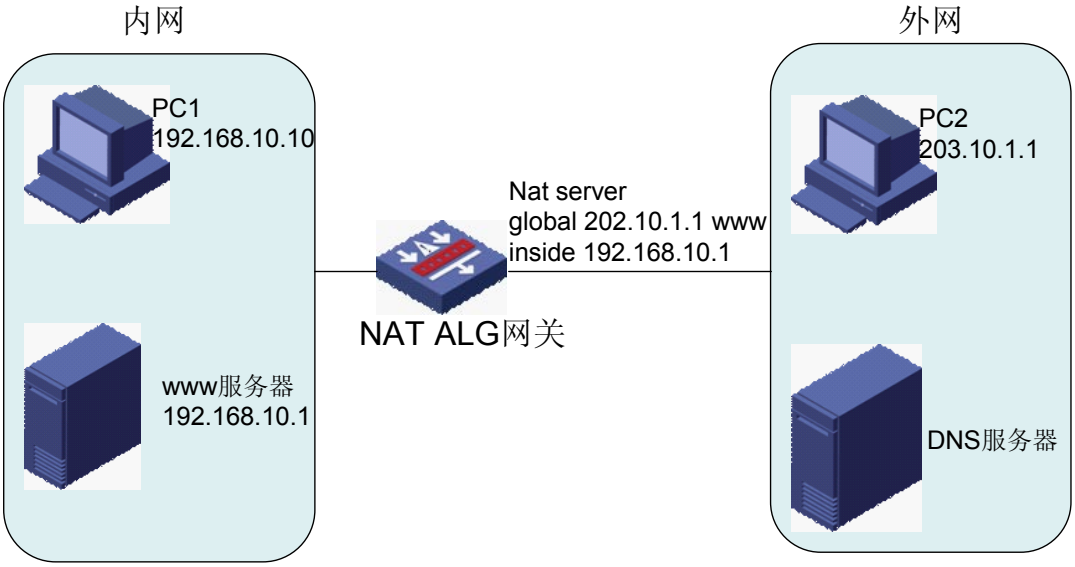


图 4 NAT DNS处理组网图

◆ 没有开启DNS ALG的情况下，处理流程如下：

1、PC1访问WWW服务器，向外网的DNS服务器发送请求，源IP为192.168.10.10，目的IP为DNS服务器地址；

2、DNS请求经过NAT网关转换源地址后发送给DNS服务器；

3、DNS服务器对PC1的请求进行响应，响应内容包括WWW域名与IP地址的对应关系，注意，外网DNS服务器上www域名对应的IP地址是NAT网关上配置的外网地址202.10.1.1；

4、NAT网关收到响应报文后转换目的地址发向PC1；

5、PC1收到该响应报文后向外网地址202.10.1.1发起数据访问，而真实的服务器在内网，显然这样的访问不会成功。

◆ 开启DNS ALG后的处理流程：

NAT网关收到响应报文，由于开启了DNS ALG功能，所以NAT网关会监听DNS服务器的响应报文，在本例中由于外网接口上配置的NAT server公网地址为202.10.1.1，返回的DNS响应报文中域名对应的地址也是202.10.1.1，所以需要修改DNS响应报文，将DNS响应报文中域名对应的地址修改为内网服务器真实地址192.168.10.1，同时将响应报文的目的IP进行转换目的地址后发向PC1；

PC1收到该响应报文后向192.168.10.1发起数据访问，由于真实的服务器就在内网，所以访问成功。

DNS Mapping

DNS Mapping主要用于解决普通的NAT ALG在特定组网时的问题，即在一个公网地址对应多个内部Server的情况下内网PC1无法通过域名正常访问内网服务器。

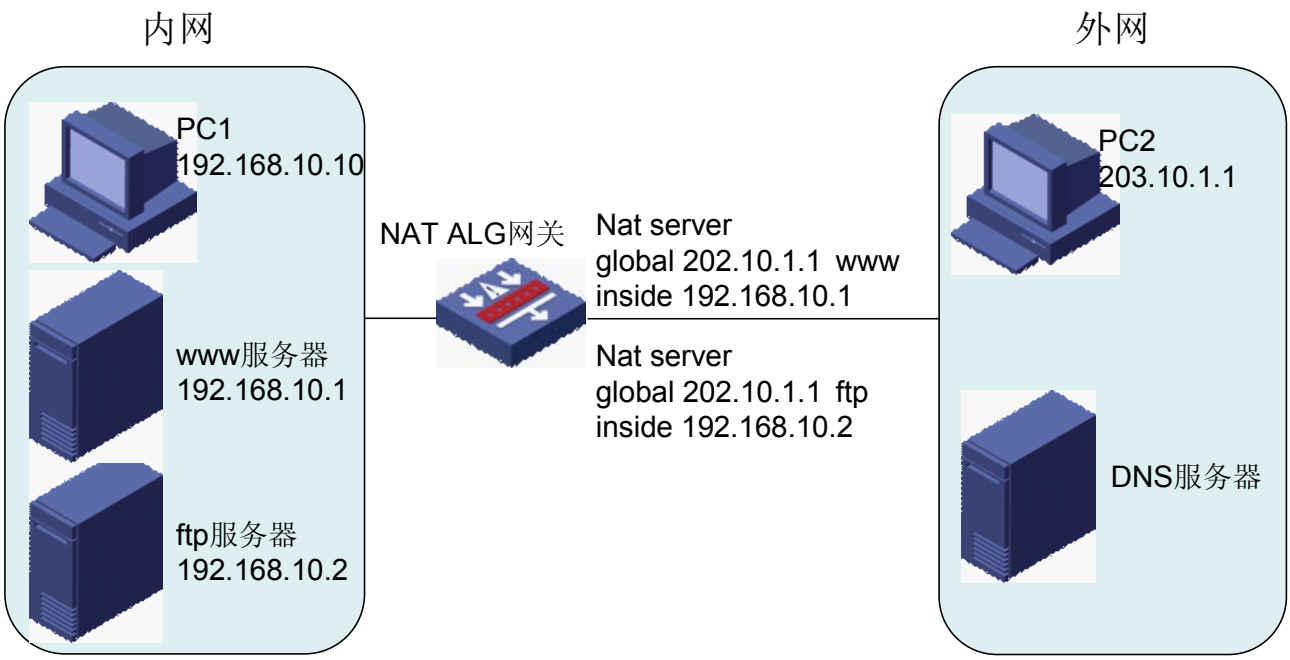


图 5 DNS mapping组网图

◆ 问题现象描述

如果没有开启DNS Mapping特性

1、PC1访问WWW服务器和FTP服务器，向外网的DNS服务器发送两份DNS请求，源IP为192.168.10.10，目的IP为DNS服务器地址；

2、两份DNS请求经过NAT网关转换源地址后发送给DNS服务器；

3、DNS服务器对PC1的请求进行响应，两份响应内容分别为：WWW域名对应地址202.10.1.1，FTP域名对应地址202.10.1.1，注意DNS响应报文中不包括端口信息；

4、NAT网关收到响应报文，由于开启了DNS ALG功能，所以NAT网关会监听DNS服务器的响应报文，在本例中由于外网接口上配置的NAT server公网地址为202.10.1.1，返回的DNS响应报文中域名对应的地址也是202.10.1.1，所以需要修改DNS响应报文，将DNS响应报文中域名对应的地址修改为内网服务器真实地址，但问题出现了，由于DNS服务器发回的DNS响应报文中不包括端口信息，所以网关在修改DNS响应报文时，有可能将内部真实的服务器地址填写错误，如：将ftp域名对应的服务器地址也填写成192.168.10.1；

5、PC1收到该响应报文后向192.168.10.1发起ftp访问，但实际开启ftp服务的实际是192.168.10.2，所以ftp访问不会成功。

◆ DNS Mapping原理

配置了NAT的接口上收到DNS响应报文后会根据报文中的域名查找用户配置的映射表，如果存在对应的表项，则根据表项内的“公网地址–公网端口–协议类型”查找内网服务器，如果找到指定的内部服务器，则用服务器的私网地址替换DNS查询结果中的公网地址。如果没有配置此域名或对应的内部服务器不存在，则按原来流程替换。然后正常转发此DNS响应报文。这样就能避免前面提到的多个内网服务器对应一个公网地址时出现问题。

◆ 使能DNS Mapping后的处理流程

在NAT网关上配置DNS Mapping：

nat dns-map domain www.com protocol tcp ip 202.10.1.1 port www

nat dns-map domain ftp.com protocol tcp ip 202.10.1.1 port ftp

加载上述配置后NAT网关的处理流程如下：

NAT网关收到DSN Sserver发回的DNS响应报文，载荷中域名ftp.com对应IP地址202.10.1.1，NAT网关查找dns-map表，找到匹配的表项，得到公网地址-域名-公网端口-协议类型 的对应关系，然后再从接口的nat server配置中得到明确的内网服务器地址192.168.10.2，NAT ALG将DNS响应报文中的地址修改为192.168.10.2发向PC1，PC1收到后向192.168.10.1发起ftp访问，访问正常；PC1如果向www.com发起访问，处理方式也类似，能够解析到明确的内网服务器，不再赘述。

◆ 在dns-map表中为何不直接说明私网服务器的地址？

有两个原因：

1、在实际组网中，对外提供的nat server公网地址可以认为是固定的（外网用户只看到公网地址，并且在DNS server上记录的也是域名与公网地址的映射），但内网服务器的地址未必是固定的，如果内网服务器地址变化，dns-map表不需变化仅修改接口nat server的配置即可；

2、在有些组网中，需要提供服务器负载均衡功能，即：对外表现为一个nat server外网服务器，内网可以有多个内网服务器，实际浏览可以根据算法重定向到不同内网服务器。这种情况下dns-map表不需变化，在nat server的配置中关联server-group即可。

地址重叠情况下NAT与DNS的组合应用

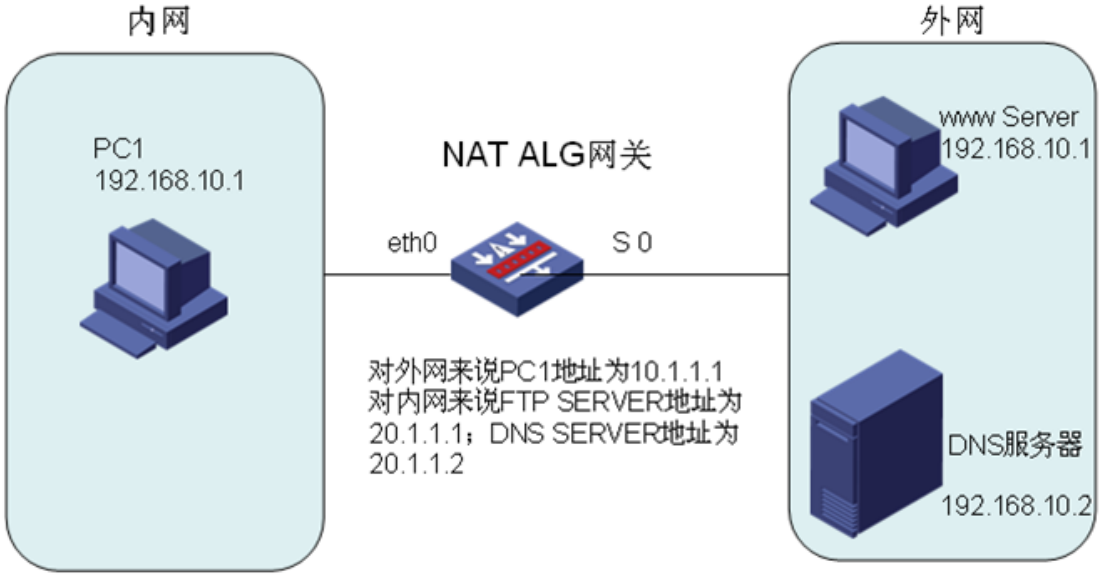


图 6 地址重叠情况下NAT与DNS组合应用

在上面的场景中，内外网地址完全重叠，需要双向NAT（SNAT、DNAT）与DNS ALG组合才能实现正常访问，流程简述如下：

1、PC1向www服务器发起访问，首先发起DNS查询，源IP为192.168.10.1目的IP为20.1.1.2；

2、查询报文到达NAT网关，网关经过双向NAT处理后发向DNS server的报文源IP为10.1.1.1，目的IP为192.168.10.2，源和目的全部改变；

3、DNS Server收到查询后向NAT网关发出响应报文，源IP为192.168.10.2，目的IP为10.1.1.1，DNS载荷为WWW SERVER对应192.168.10.1；

4、NAT网关收到后匹配双向NAT建立的session并且经过DNS ALG处理，发向PC1的报文源IP为20.1.1.2，目的IP为192.168.10.1，DNS载荷变成20.1.1.1；

5、PC1向WWW server发起真实的WWW数据链接，源IP为192.168.10.1目的IP为20.1.1.1；

6、WWW数据报文到NAT网关，网关经过双向NAT处理后发向WWW服务器的报文源IP为10.1.1.1，目的IP为192.168.10.1，源和目的全部改变。

7、WWW回程报文的地址转换流程与DNS处理类似，不再详述。

注：地址重叠场景下的NAT与ALG处理在我司各产品上实现及支持情况可能有差异，请以具体产品实现为准。

NAT与DDNS的组合应用

我们知道，DNS域名比IP更容易被记住，所以服务器一般会有自己的域名。但对于一个使用NAT来连接公网的企业或组织，仅有的出口公网IP也可能是动态分配的，静态配置的DNS无法适应这种场景。此时就会用到动态DNS技术，即DDNS。，DDNS协议用于这种情况下及时对域名与IP地址的对应关系进行及时更新，DDNS客户端会将变化后的结果及时更新给服务器，DNS客户可以按照正常的DNS查询来得知这种变化。DDNS特性与NAT特性共同部署时的组网如下：

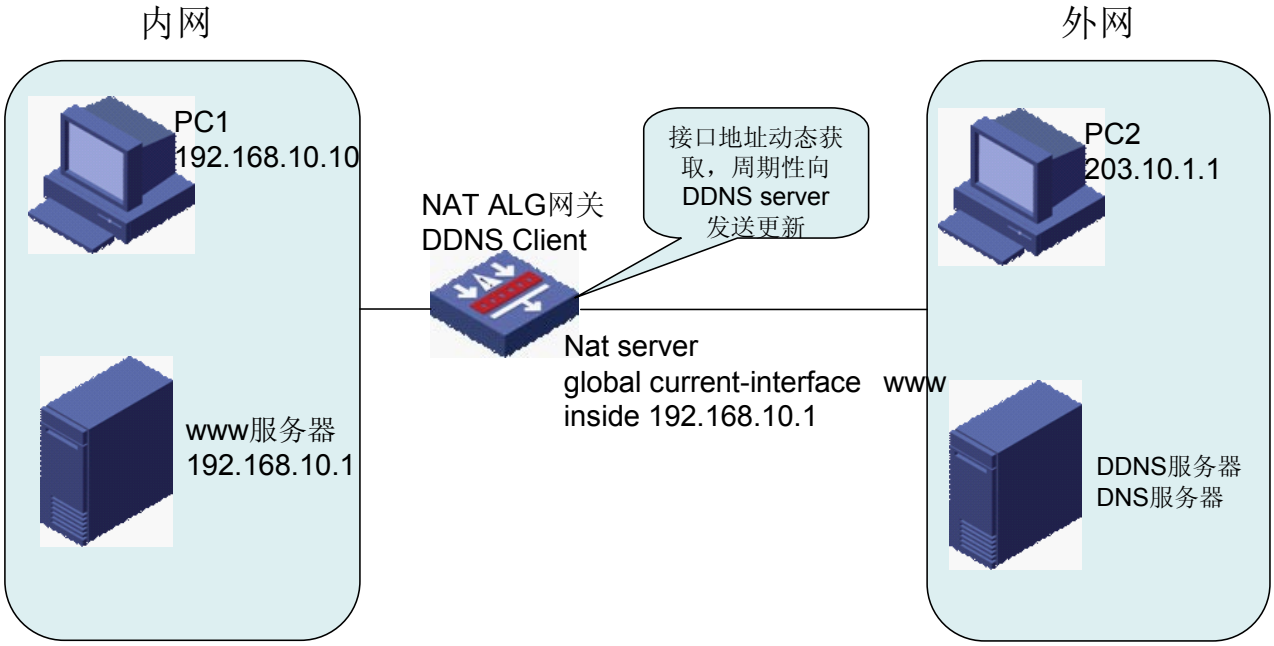


图 7 NAT环境下的DDNS

组网描述

内网服务器位于NAT网关之后，需要配置NAT Server，同时为了使内外网上的所有用户都可以访问内网服务器提供的服务，NAT Server又必须采用对端给本端接口动态分配的公网地址，这导致在DNS服务器上域名对应的地址是动态变化的，因此在NAT网关上需要采用DDNS更新报文将最新的域名与IP对应关系发送给DDNS Server。其中NAT网关同时充当DDNS client角色，负责将外网口地址（同时也是NAT Server的global地址）与域名的对应关系及时向DDNS Server进行更新。

处理过程描述

1、NAT网关外网地址更新后向DDNS server发送DDNS更新报文，假设对端给NAT网关分配到的地址为202.10.10.10。

2、DDNS Server收到后对域名www.com与IP的对应关系进行更新。

3、PC1访问WWW服务器，向外网的DNS服务器发送请求，源IP为192.168.10.10，目的IP为DNS服务器地址。

4、DNS请求经过NAT网关转换源地址后发送给DNS服务器。

5、DNS服务器对PC1的请求进行响应，响应内容包括WWW域名与IP地址的对应关系，由于服务器中的域名与IP地址对应关系已经经过更新，所以回应的DNS响应报文中WWW.COM对应的地址为202.10.10.10。

6、NAT网关收到DNS响应报文后检查该消息，DNS ALG发现当前NAT Server地址与收到的DNS响应报文中的地址相同，就是动态获取的接口地址，所以需要修改DNS响应报文，将DNS响应报文中域名对应的地址修改为内网服务器真实地址192.168.10.1，同时将响应报文的目的IP进行转换目的地址后发向PC1。

7、PC1收到该响应报文后向外网地址192.168.10.1发访问，访问成功。

总结

由上面的步骤可以看出，对于内网的PC1，在DNS Server返回的响应报文中域名与IP地址对应关系动态变化的情况下，NAT网关在ALG的协助下进行载荷修改，内网的PC1总是能够得知内网服务器的真实IP地址，可以直接发起访问；

对于外网的PC2，能够直接收到DNS server发送的DNS响应报文，因此发起的真实数据访问可以根据DNS响应的内容进行动态变化。

DNS客户端向DDNS server发起DNS查询，查询过程是标准的DNS查询，流程与DNS客户端向普通DNS server发起查询过程完全相同，如果出现与图4、图5类似的组网需要用到前述介绍过的ALG和DNS Mapping特性，处理流程与前述流程类似。■

NAT Server

多出口解决方案

■文/陆宇翔

NAT server多出口需求的产生

NAT自从诞生以来，受到的非议就一直没有停止过，由于阻断了TCP/IP天然的对称连通性，NAT给各种应用带来了数不清的麻烦，可是无论人们如何非议它，却从来没有放弃使用它。就拿国内的网络环境为例，由于IP地址资源和网络资源在国内天然的稀缺性，中小企业受预算限制往往只能向运营商租用接入链路和少量IP的方式连接Internet，少得可怜的IP地址资源促使NAT技术成为这些企业的不二选择。而对于它带来的各种各样的麻烦，只有通过不断地推出新特性对其持续加以改进来绕开这些麻烦。由此也可以看出人们对于NAT的欢迎程度，人们喜欢你，所以非议你；人们非议你，所以改进你；人们改进了你，所以人们更加喜欢你。

NAT server无疑是人们对于NAT各项改进中最重要的特性之一，他成功地在单向访问的NAT网关上打开了一个后门，使外网的用户能够直接访问到内网服务器上的一些应用。简单来说就是将服务器的私网IP上的某个端口通过地址转换映射到公网IP的某个端口上，当公网的用户访问这个公网IP的指定端口时，NAT网关会在进行了地址转换以后将报文发送给私网服务器，看起来就像是处于私网中的服务器获得了一个公网的IP一样。比如一些中小企业，为了节约一笔租用服务器的开销，往往就选择在自己的机房里面搭建服务器，然后通过NAT server技术利用自己已经租用的IP地址对外提供一些常见的业务，最典型的莫过于基于HTTP服务的官方网站了。

然而IP网络中阻止天然连通性的技术又何止NAT一项呢，坊间传言“人世间最遥远的距离不是天涯海角，而是你在电信但是我却在网通”就为我们描述了另一种别样的无法连通。尽管也有各种各样的后面技术对这种状况加以不断改进，可是最终大部分用户还是倾向于选择多出口的方案来解决跨运营商访问速度慢的问题。甚至业内流行一个笑话，说某企业招聘网管，笔试题目很简单，默写网通电信路由表，限时内写出正确条目最多，错误条目最少者胜出。在面对这种网络现状的时候，财大气粗的门户网站倒是可以通过建立大量的镜像站点来加快用户访问速度，提高用户体验；大型企业也可以向多个不同的运营商租用服务器，提供同样的业务；而在中小企业看来这笔开销无疑让本已捉襟见肘的IT预算雪上加霜。又要省钱，还不能耽误办事，唯一的方法大概只好从苦干挖价值，向技术要效率了，辛苦网管同学几宿不睡觉，把这个问题解决一下吧。

NAT server多出口所面临的问题

在多公网出口的网络（下面简称多出口网络）中，设置NAT server最便利的方式莫过于一台服务器仅映射一个公网IP地址。但是如果这样做势必需要在不同的公网IP地址间作出取舍，使用某个运营商提供的公网IP就意味着通过其他运营商接入的用户无法顺畅地访问这项业务。在一个“每多一次点击，就会导致10%的用户流失”的网络时代，这样的选择意味着放弃了大部分通过其他运营商接入的用户。为了让所有用户都能够顺畅的访问服务器，在每个公网出口都做NAT server映射，通过域名解析让通过不同运营商接入的用户访问其接入运营商专用的入口和IP地址。这种思路不仅提高了用户访问服务器的速度，并且还能因为服务器被映射了多个出口而增加了带宽，可谓是一石二鸟的好方法，不过实际网络应用千变万化，总是不会像人们想象中那么简单，看上去很完美的方案往往存在致命的缺陷。

通常用户通过运营商接入网络会使用运营商提供的DNS服务器来解析域名，不过由于众所周知的原因，这些DNS总是不那么让人放心，于是就有人使用信用更好的第三方DNS服务器来解析域名。这样一来，问题就产生了，由于前文中所提到的方法是通过DNS解析让通过不同运营商接入的用户选择与之对应的IP地址来访问服务器，这个工作是由各个运营商在做DNS解析的时候优先选择自己网络中的IP地址。如果使用接入运营商提供的DNS服务器来解析域名，通常会正确的解析出正确的地址。但是如果使用第三方的DNS服务器或者别的运营商提供的DNS服务器，那么解析出来的地址完全有可能位于别的运营商网络内。

如图1中的情况，电信用户通过网通IP访问服务器，回程的报文会从电信接口发送到用户处。不过由于两个公网出口都在同一台设备上，由于访问流量在进入内部网络的时候已经建立了seesion表项，回程的报文在出口网关上有限匹配了这条session，并完成了地址转换以后，再根据路由选择从电信接口被发送到公网中。这样一来，似乎除了流量路径不一致以外，也没有什么不正常的地方。

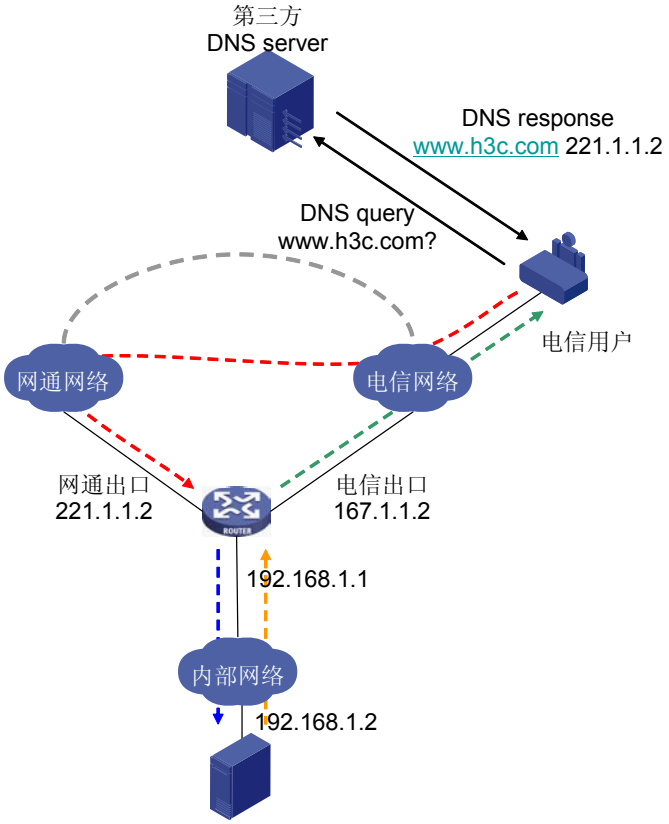


图1 用户访问流量路径不一致

然而，网络不总是像人们想象中那么简单，并不是所有多出口网络都把所有的公网出口放在同一台设备上的，比如图2中的这种情况。

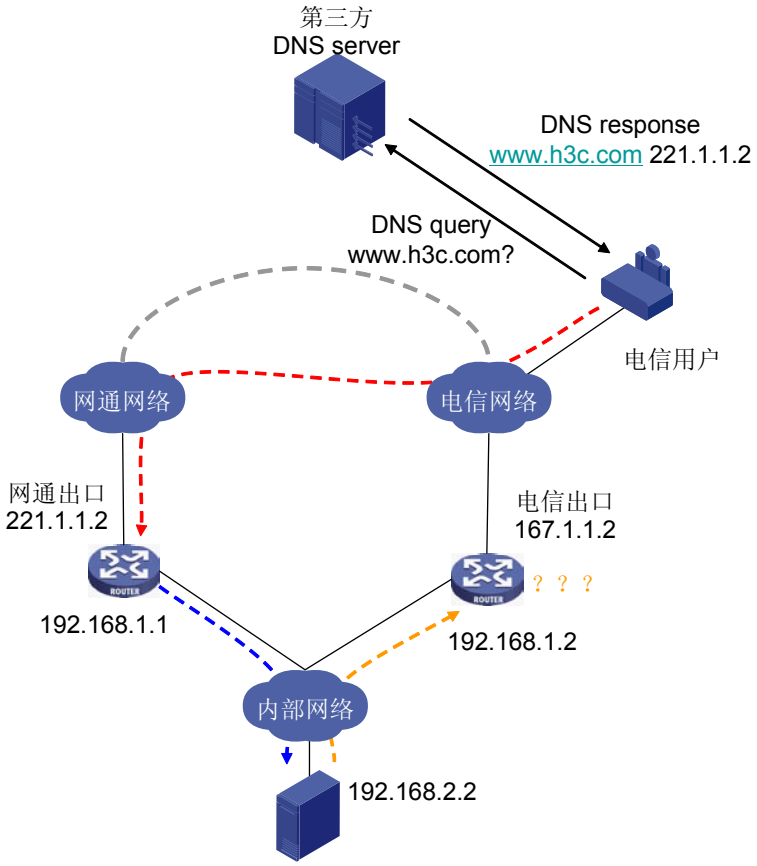


图2 两个NAT网关的情况

网通和电信各自向用户提供了一个单WAN口的路由器，显然作为用户完全没有需要再去添加一台多WAN口路由器了，不过问题也同时产生了。当电信用户通过网通IP访问服务器的返程报文按照内网路由表走到电信出口路由器上之后，由于电信出口路由器上没有对应的session表项，报文无法被处理，只好丢弃。

这样，这个可怜的电信用户就没法访问位于内网的服务器了。当然，买方市场么，这家的服务器访问不了可以去别家看看，总是能找到IT技术更好点的公司的。不过对于这家公司而言，流失客户无异于重大的损失。所以多出口问题必须要解决，网管同学，今晚也别睡了，辛苦辛苦把问题解决了再下班。

多出口网络的几种解决方案

负载均衡设备

很显然，导致回程报文没有回到正确的出口网关上，主要原因是路由。这也是一件无可奈何的事情，毕竟电信路由在常规情况下还是应该指向电信网关的，通过修改普通路由表是无法解决这个问题了，那么策略路由行不行呢？

很遗憾，也不行，因为用户访问服务器的行为可以看做是随机、动态的，报文的源地址没有区别，目的地址又无法分类，无法通过返程报文所携带的特征来判断一个报文是需要递交给电信网关还是给网

通网关。所以，仅凭报文的三层信息来转发报文的方式是无法解决这个问题的，三层设备纷纷表示对此无能为力。

那么使用四层以上信息是否可行呢？这个答案就很明确了，既然NAT网关是依靠查找session表项来进行地址转换，那么只要将报文的session和入口建立关联表项，然后根据这个关联表项来决定回程报文应该被转发到哪个NAT网关就可以很轻松的解决问题了。简单地使用负载均衡设备就能达到这个目的，将不同的NAT网关连接到一台负载均衡设备以后，再接入内网网络中，所有去往公网的报文都要先在负载均衡设备上建立session表项，这样就不用担心来自server的报文被转发到错误的网关上了，而且这种方法也有效地解决了往返路径不一致的问题。不过，简单易行的方案往往代价不菲，即使是不考虑负载均衡设备的价格，单单只是在网络中增加一台设备，所带来的额外工作量和管理难度也不可小觑。

双机热备

在不增加设备的基础上，是否有方法解决这个问题。其实也不难，NAT网关之所以会将往返路径不一致的报文丢弃，主要还是因为它们各自只维护自己的session表项，而不知道其他NAT网关的。要解决这个矛盾只要让NAT网关之间实时地同步各自的session表项即可，当各个NAT网关都有全部的session表项以后，无论回程报文被转发到哪台NAT网关上，都能够顺利匹配到session表项，完成地址转换以后被发送到公网上。

比如双机热备技术，就能够达到上述目的，实时地在两台设备之间备份session表项。采用这种方法几乎不需要对网络做太多地改动，只需要在两台NAT网关之间增加一条心跳线就可以。

不过这种技术也有很多使用限制。首先双机热备目前只支持两台设备动态备份session表项，如果NAT网关设备多于两台，就不能采用这种方式了。其次双机热备对于设备有要求，并非所有NAT网关都能支持，而且即使支持，由于这类应用没有通用协议，都是各个厂商私有实现，往往会要求两个NAT网关为同一品牌同一型号的设备，这也在一定程度上局限了这种技术的适用范围。

IP option选项扩展

前文中也提到了，NAT server多出口问题归根结底还是一个选路的问题，虽然依靠普通的IP报文中携带的三层信息不能保证选路正确，但这并不是说IP协议对此类问题无能为力。早期IP协议设计中增加了option字段对IP协议进行扩展，宽松源选路（Loose Source Routing）是基于option的各种应用中较为知名的一种。这个设计可以使主机有能力指定数据包在转发过程中所需要经过的关键路径，甚至可以说这种方式在一定程度上绕开了路由选路（本质上来说，宽松源选路依然依赖路由）。基于这项技术，假设服务器知道回程报文所需要经过的NAT网关，就可以绕开内网路由，利用宽松源选路选项将报文发送到正确的NAT网关上，然后通过NAT server对报文进行地址转换后转发，这样也可以解决NAT server多出口的问题。不过由于仅仅通过数据包信息服务器并不能获取到正确的NAT网关信息，所以想要利用宽松源选路选项解决NAT server多出口问题，必须建立一套机制通知服务器某session对应的NAT网关，然后让服务器在发送报文的时候增加option选项，指定该session的报文被转发到与之对应的NAT网关上。

那么，这个通知机制如何实现呢？

这里不得不提到另一个IP option，记录路径（Record Routing）选项。这个选项可以在报文通过路由器的时候让路由器把自己的IP地址添加到IP option中，这样接收到报文的服务器就可以知道报文经过了哪些路由器。

在这里，如果NAT网关在向服务器转发报文的时候，将自己的IP地址添加到RR选项中，服务器接收到报文后，就能够关联session和相应NAT网关了。考虑到设备负担，我们不必在所有报文中都添加RR选项，仅在session建立之初由客户端访问服务器端口的第一个syn报文中添加RR选项，服务器就已经获取到session所对应的NAT网关，从而建立关联关系了，后续报文可以不必添加RR选项。

这种方法适用性比较广泛，对于网络设备的改动也很小，不过需要服务器支持，或者开发专门的软件。

隧道技术

抛开前文中所说的那些方法，咱们来点简单粗暴的解决方案。既然报文被转发到错误的NAT网关上之后，由于回程匹配不到session被丢弃，从而引发本文中所讨论的问题，那么假设NAT网关们彼此知道其他NAT网关的存在，而回程报文一定能在上述NAT网关上找到匹配的session，是不是可以将这个匹配失败的报文发送给其他NAT网关继续查找呢？比如说一个电信用户通过网通接口的IP访问内部服务器，让电信出口路由器想办法来解决问题。

这倒也不是不可以，不过这么简单的思路在现实中一定会遇到大量问题。

首先遇到的问题是，回程报文如果在一个NAT网关上匹配失败以后，如何被转发到其他NAT网关上。如图3中的网络，如果NAT网关是通过一个LAN直接相连，回程报文在电信出口网关匹配失败后，直接将报文发送给网通出口网关就可以了。

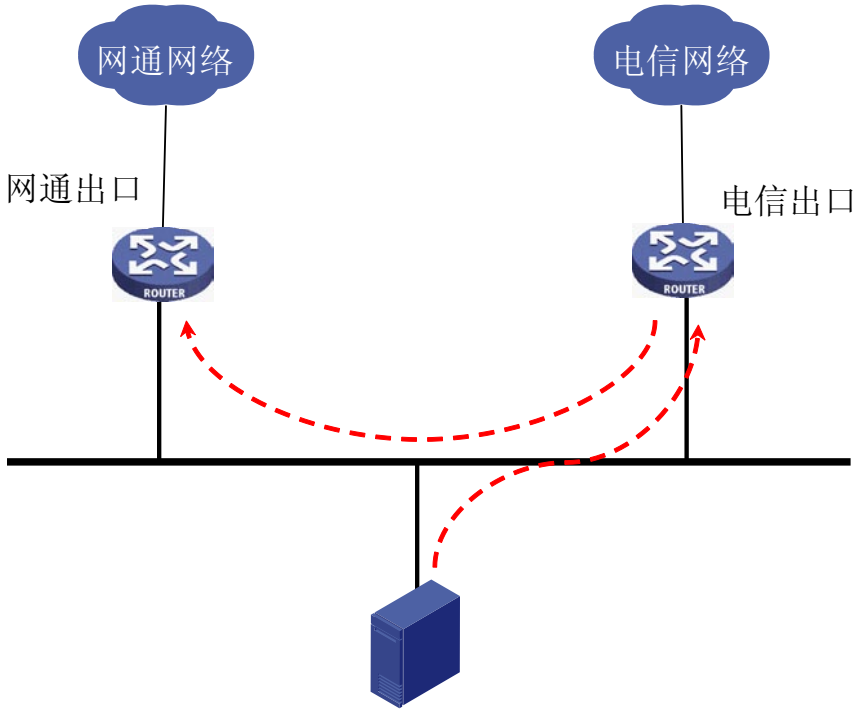


图3 NAT网关通过一个LAN互连

但是，如果NAT网关之间不是直接可达，而是需要通过其他设备路由，那么把报文简单地发送给其他NAT网关就会遇到问题了。如图4，报文从服务器发送到路由器R1上之后，根据路由被转发到电信出口网关，电信出口网关查找session表项匹配失败，于是将报文发给网通出口网关。通过查找路由，去往网通出口的流量应该被发送给R1，于是电信出口网关又把报文发回给R1。R1收到报文以后再次查询路由表，发现下一跳还是电信出口，于是又给扔回来。这样就形成了一个环路，报文被反复转发直到TTL超时，显然这样是无法简单解决问题的。

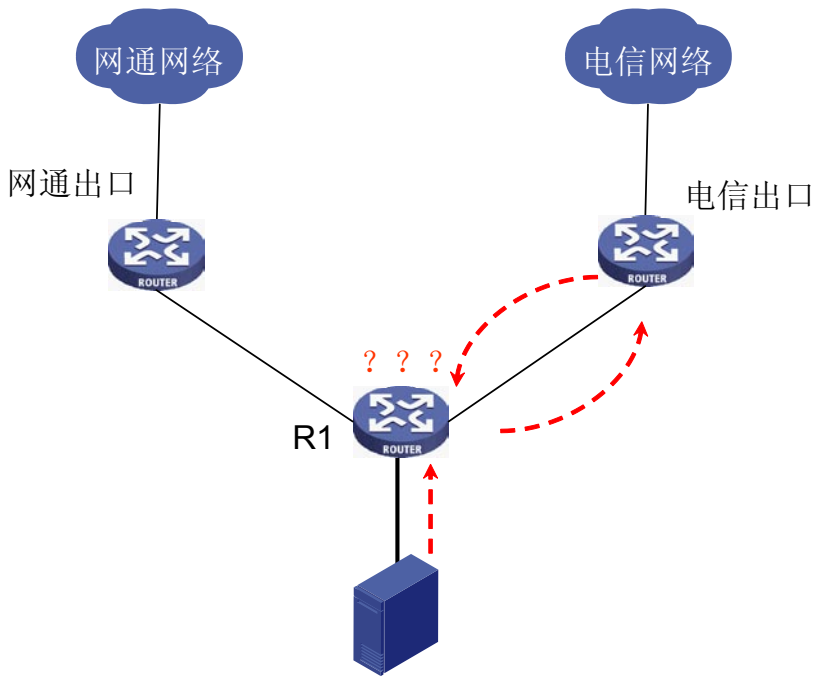


图4 NAT网关通过三层设备路由互连

另外，如果网络中存在三个或三个以上的出口网关，那么把报文发送给哪一个NAT网关大概也足够挠头了。

考虑更极端的情况，服务器发送了一个报文，这个报文在各个NAT网关上都无法成功匹配，报文也会在各个NAT网关之间来回跳转，凭空浪费网络资源。

综上所述，这套方案需要至少解决以下几点：

◆ 匹配失败的报文可以绕过内网路由体系，直接从一个NAT网关发送到另一个NAT网关；

◆ 匹配失败的报文从一个NAT网关发送到另一个NAT网关的时候，接收这个报文的NAT网关需要知道这个报文是别的NAT网关发送过来的，而不是直接从服务器发送过来的；

◆ 如果报文在所有NAT网关上都无法匹配，则需要立即丢弃这个报文，而不是无止境地转发下去；

在不同的NAT网关之间建立点到点的隧道连接，当服务器发送的报文在NAT网关上匹配失败以后，NAT网关可以将这个报文封装在隧道中转发给其他所有的NAT网关（每个网关发送一份），这样就绕过了内网的路由。当其他NAT网关在接收到从此类隧道中发送过来的报文以后，就知道这个报文是其他NAT网关匹配失败后转发过来的报文，而非直接从服务器上发送过来的报文，如果这个报文能够匹配相应session则按照转换表进行地址转换，然后从公网接口发送出去，如果没有匹配的session表项则直接丢弃。

此外，在NAT网关数量较多的情况下，如果需要将匹配失败的报文向每一个NAT网关发送一份，对于设备而言可能造成一定的负担，为了减轻这个负担，可以考虑采用组播的方式承载。即另所有NAT网关都监听指定组播组，当某一NAT网关收到匹配失败的报文之后，将报文封装到组播封装的隧道中，然后发送到内部网络中，此处需要注意的是，采用组播隧道需要内部网络设备支持组播，并使能组播转发。

考虑到在某session的往返路径不一致的情况下，后续所有报文都会在错误的NAT网关上匹配一次后，再转发到正确的NAT网关上，这种行为会浪费较多网络资源和设备性能。对于这个问题的改进，可以考虑的思路是，当NAT网关在收到从隧道中转发过来的报文，并成功匹配表项以后，记录该session，

并根据session的目的IP向内部网络发送一条指向目的IP的主机路由，以便将后续的流量直接引向自己。在session老化后，这个NAT网关还需要撤销与之对应的主机路由。

至此，我们讨论了NAT server在多出口网络中可能遇到的问题和几种解决问题的思路，其中一部分是基于已有的技术解决问题，还有一部分暂时还没有具体的实现，事实上由于数通网络的灵活性，解决问题的方法也多种多样，所以更多的考虑会从经济因素、管理复杂度、技术改造难易程度等方面去考虑。不过也恰恰因为数通网络灵活多变，各种在应用中遇到的现实问题也层出不穷，需要技术人员不断地对各种协议、特性加以改进优化，以适应更多风格各异的网络环境。■

网闸技术原理与应用

■ 文/蒋益群

网闸技术需求的产生

网闸技术的需求来自各种涉密网络与公用网络数据互通的要求。由于目前的安全技术，无论防火墙、UTM等防护系统都不能保证攻击的一定阻断，入侵检测等监控系统也不能保证入侵行为完全捕获，所以最安全的方式就是内、外网络之间进行物理隔离。没有连接，来自外网对内网的攻击就无从谈起。但是网络的物理隔离，给数据的通讯带来很多不便，如广电的编播网和互联网、电力的控制网与办公网、海关的运行网和报关查询网络、银行的业务网与网上银行网络等，工作人员需要获取外网提供的统计数据，同时互联网用户也需要访问内网的文件，由于服务隔离，双向的数据获取均很困难。因此在内、外网之间建立一个既符合“物理隔离”安全要求，又能进行数据交换的设备或解决方案的需求日渐迫切，这就诞生了网闸技术。

网闸技术实质就是模拟人工拷盘的工作模式，利用中间数据倒换区，通过电子开关的快速切换实现分时地与内外网连接，但一个时刻只与一个网络连接，保持“物理的分离”，实现数据的倒换。这就像从前长江上的摆渡船，既没有“物理的连接”大桥，也实现了货物的交换。

网闸实现与防火墙等网络安全设备不同的地方是它切断网络之间的通用协议连接，将数据包进行分解或重组为静态数据，对静态数据进行安全审查从而完成数据的交换，没有业务的连接，攻击就没有了载体，如同网络的“物理隔离”。 因此可以说网闸是一种隔离设备，在保障安全的基础上实现通讯，而防火墙等安全技术是在保障通讯的基础上尽量做到安全。

网闸的基本组件

网闸是实现两个交互业务隔离的网络之间的数据交换，通用的网闸模型如图1所示，一般分三个基本部分：

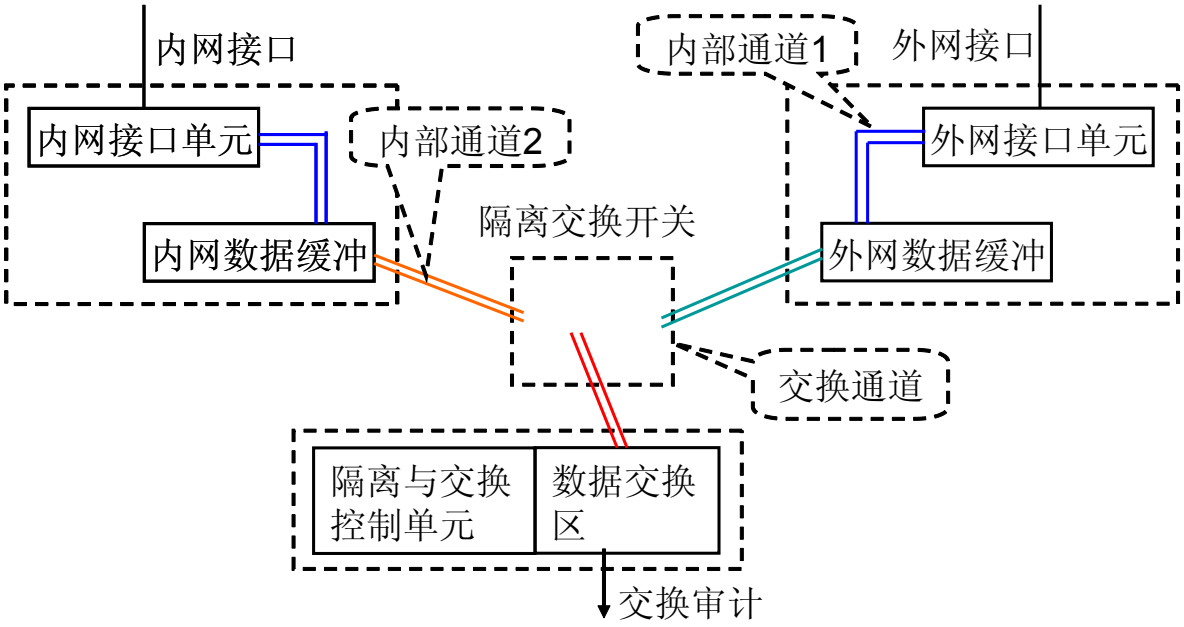


图1 网闸实现原理模型

内网处理单元：包括内网接口单元与内网数据缓冲区。接口部分负责与内网的连接，并终止内网用户的网络连接，对数据进行病毒检测、防火墙、入侵防护等安全检测后剥离出“纯数据”，作好交换的准备，也完成来自内网对用户身份的确认，确保数据的安全通道;数据缓冲区是存放并调度剥离后的数据，负责与隔离交换单元的数据交换。

外网处理单元：与内网处理单元功能相同，但处理的是外网连接。

隔离与交换控制单元：网闸隔离控制的摆渡控制，控制交换通道的开启与关闭。控制单元中包含一个数据交换区，就是数据交换中的摆渡船。

网闸隔离与交换控制技术

网闸从物理上保证内外网的隔断，其中隔离控制部分是实现这个物理隔离的关键。对交换通道的控制的方式目前有两种技术，摆渡开关、缓冲区通讯、通道控制。

摆渡交换技术

摆渡开关是网闸最常用的倒换方式，让数据交换区与内外网在任意时刻的不同时连接，即在与内网连接的时候，一定与外网断开，但与外网连接的时候，一定与内网断开，从而形成空间间隔GAP，实现物理隔离。所谓断开是指物理通讯的“高阻”状态或物理的停电，没有进行通讯的可能。

在内外网处理单元内都有自己的缓冲空间，用来存储需要交换的数据文件，在隔离与交换控制单元也有一个用于数据交换区，如图1所示。在内外网处理单元中，接口处理与外部数据缓冲之间的通道，称

内部通道1，内部数据缓冲区与交换区之间的通道，称内部通道2。对内部通道的开关控制，就可以形成内外网的隔离。模型中的用中间的数据交换区摆渡数据，称为三区模型；摆渡时，交换区的总线分别与内、外网缓冲区连接，也就是内部通道2、1的控制，完成数据交换。

多个网络数据交换的网闸，需把电子开关换成交换矩阵。数据的交换方式有些类似数据交换机的方式，但每个网络处理单元只与数据缓冲区中的一个连接。因为每个网络单元同时只与一个数据交换区连接，每个数据交换区也同时只与一个网络单元连接，所以各个网络没有一个时刻是相互连通。网络处理单元从缓冲区读数据时，只从自己的对应缓冲区读取，写数据时写入目标网络对应的缓冲区。

缓冲区通讯技术

内部通道与网闸外部接口选择不同通讯技术，可以完全地中断应用连接，对阻断攻击是较好的选择。网闸内部有三个数据区域、两种内部通道，合理地选择通讯技术，可以大大减少被攻击的可能性。网闸缓冲区通讯技术大多数实现均是在内部通道2上做文章。现有实现大致有如下机制方式：

◆ 基于常用通讯总线的方式

内外接口采用工控主机方式，主机把要交换的数据通过PCI总线写入PCI插卡，在PCI插卡有数据缓冲区域，电子开关是CPLD实现的控制电路，控制内部通道1与2的开闭。图1所示的内部通道2可以选择不同通讯总线连接，比如PCI、USB、串口通讯等，也可以选择网络方式。

数据缓冲存储可以选择双端口的静态存储器（Dual Port SRAM），这样只要在存储器的两个端口上控制就可以了，但两个开关不能同时闭合。

◆ 基于存储总线方式

存储方式的把交换区看成本地可读写的硬盘，主机单元通过扩展卡把SCSI存储扩展，在加上控制信号组成专用的扩展总线连接到隔离交换控制主机上。利用电子开关控制内外网的主机单元分别读写数据交换区域的存储空间。

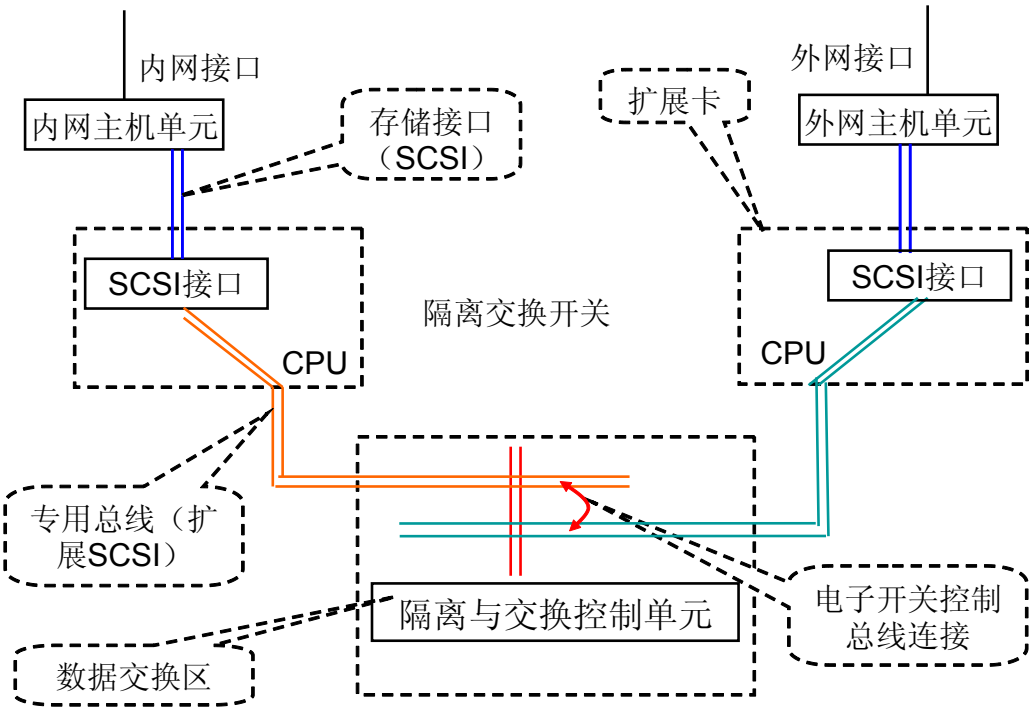


图2 存储总线式网闸实现原理

在数据交换区定义好内网或外网读写的固定区域：内网写/外网读区域、内网读/外网写区域。对交换区的读写采取块方式，不能采用文件方式，数据的校验、文件的还原都在主机单元中进行。该方式的困难在于主机挂接盘需要识别，若倒换频繁对系统影响很大，所以在扩展卡上通过总线的控制信号对主机系统进行屏蔽，让主机始终认为磁盘在线，但读写的控制听从隔离交换控制主机的调度。

图2中采用的是SCSI存储方式，也可以采用IDE方式或串行的存储方式如SATA、SAS方式。也可以采用USB盘方式，USB的总线控制比较简单，存储空间也够大，但速度上还有差距。

单向通道技术

单向通道技术是近年兴起的新技术，单向是相对于通讯的双向而言的。通讯协议的设计是分层次的，我们要交换的纯数据本身在网闸的种种技术手段中还是要穿越网闸，那么某种攻击的行为就可能掩藏于“纯数据”之中，通过网闸后再还原成攻击程序。即使定义了安全原则的网闸只提供文件交换的功能，也还是要为两端的客户提供一定的服务接口，否则用户没有办法把数据交给你，若抛开所有的安全检测技术不谈，服务就有可能成为攻击行为的承载列车。就象我们摆渡客户的包裹，但包裹里面藏有客户也不知道(也可能主观隐藏的)的病毒，被同样摆渡到对岸。

先来分析一下攻击的过程：

攻击者伪装攻击信息

伪装信息搭载正常数据通过网闸

攻击信息还原成自己，收集信息，并同样手段向攻击者报告

攻击根据已经取得的权限，进行下一步动作

从过程中我们可以看出，攻击是一个双向互动的过程，也就是说，通讯是双向的。攻击者要通过进入内网的代理者实行他的计划。

既然通讯的双向性提供了攻击者的通道，单向通道技术就诞生了。所谓单向，就是把通讯的收、发两个链路完全分开，在一个通道中不能完成通讯的反馈，攻击行为就成了半开的连接，不能发挥效果。发送方只管发送数据，数据方只管接收数据。

针对安全级别较高的网络，只允许信息单向地流入，而没有流出的通道，保证该网络的安全性，即图3所示模型。

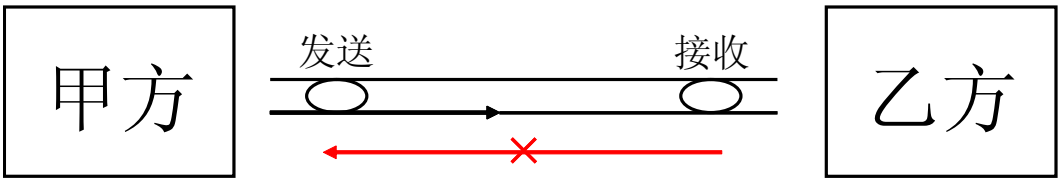


图3 单向通道模型1

数据是在通讯中交换，若只有单方向，对数据的完整性是有很大影响的。比如数据在传输过程中损坏，接收方没有通知发送方重传的可能，只有丢弃。对于发送方来说，只管把数据发出，对方是否收到，数据是否可用都不知道。单通道技术在对数据完整性有一定损害的基础上保证了安全性。

图4所示单向通道模型2对上述单向通道模型1进行了改进，扩展了硬件的控制信号线，加上简单的控制信号，实现数据的差错重发，但没有增加回程方向数据通道，因此保证了数据的单向通道方式。

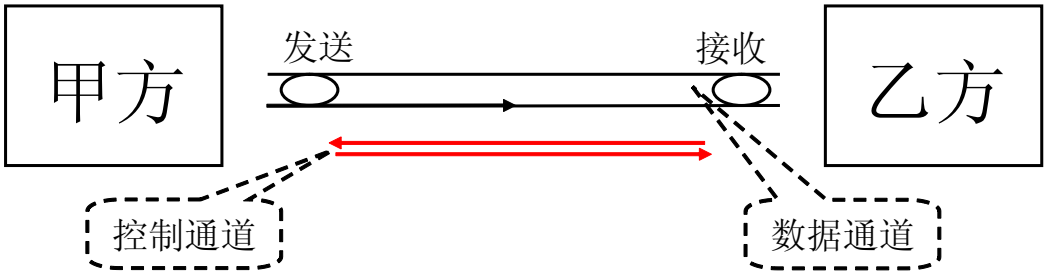


图4 单向通道模型2

从图4模型中可以看出：攻击者是无法越过单向通道对网闸进行攻击。若攻击者控制了发送方的主机单元，把攻击信息发送过去，但由于是单向通道网闸，被控制的主机单元得不到返回的信息，不了解内部情况，所以无法实施下一步攻击计划。若攻击者控制了接收的主机单元，由于单向通道，他无法把攻击工具送到另一方，当然也就无法发起攻击了。

单向通道技术没有差错重传机制，在单向通道技术的网闸上无法实现业务数据交换代理的，所以要实现业务数据的自动交换，可以在网络中使用两个相互反向的单通道网闸，分别提供两个数据通道，实现两个方向的数据交换。

网闸在监牢解决方案中的应用

隔离网闸作为涉密网与非涉密网之间的网关通讯设备，在进行物理隔离的同时负责地址转换、认证、授权等网络管理的相关功能。

在我司网闸监控解决方案中，监控客户端作为涉密用户位于私网内，需访问位于非涉密网络中的监控终端或监控管理平台，此时网闸作为隔离设备，仅允许授权用户涉及监控业务的控制流量和数据流通过，这样满足了高度安全要求的同时保证了监控业务正常运行。■

代理技术原理与应用

■ 文/蒋益群

随着Internet技术的迅速发展，越来越多的计算机连入了Internet。很多公司也将自己公司的局域网接入了Internet。如何快速访问Internet站点，提高网络的安全性，成为了当今的热门话题，在这种情况下，代理服务器技术便应运而生了，使用代理上网可以节约紧缺的IP地址资源，而且可以阻断外部主机对内部主机的访问，使内部主机免受外部网主机的攻击。

代理服务器概念

代理服务器（Proxy Server）是个人网络和Internet服务商之间的中间代理机构，它负责转发合法的网络信息，对转发进行控制和登记。代理服务器作为连接Internet广域网与Internet局域网的桥梁，在实际应用中发挥着极其重要的作用，它可用于多个目的，最基本的功能是连接，此外还包括安全性，缓存，内容过滤，访问控制管理等功能。代理服务器，顾名思义就是局域网上不能直接上网的机器将上网请求（比如说浏览某个主页）发给能直接上网的代理服务器，然后代理服务器代理完成这个上网请求，将它所要浏览的主页调入代理服务器的缓存；后将这个页面传给请求者。这样局域网上的机器使用起来就像能够直接访问网络一样。并且代理服务器还可以进行一些网站的过滤和控制功能，这样就实现了我们控制和节省上网费用。

代理服务器能够让多台没有IP地址的电脑使用其代理功能高速、安全的访问互联网资源。其具体可实现功能如下。

◆ 充当局域网与外部网络的连接出口

充当局域网与外部网络的连接出口，同时将内部网络结构的状态对外屏蔽起来，使外部不能直接访问内部网络。从这一点上说，代理服务器就充当了网关。

◆ 作为防火墙

代理服务器，可以保护局域网的安全，起防火墙的作用。通过设置防火墙，为公司内部的网络提供安全边界，防止外界的侵入。

◆ 网址过滤和访问权限限制

代理服务器可以设置IP地址过滤，对外界或内部的Internet地址进行过滤，限制不同用户的访问限制。例如代理服务器可以用来限制封锁IP地址，禁止用户对某些网页进行浏览。

◆ 提高访问速度

代理服务器将远程服务器提供的数据保存在自己的硬盘上，如果有许多用户同时使用这一个代理服务器，他们对Internet站点所有的访问都会经由这台代理服务器来实现。当有人访问过某一站点后，所访问站点的内容便会被保存在代理服务器的硬盘上，如果下一次有人再要访问这个站点时，这些内容便会直接从代理服务器磁盘中取得，而不必再次连接到远程服务器上取。因此，它可以节约带宽、提高访问速度。

代理服务器工作原理

客户在浏览器中设置好Proxy Server后，你使用浏览器访问所有WWW站点的请求都不会直接发给目

的主机，而是先发给代理服务器，代理服务器接受了客户的请求以后，由代理服务器向目的主机发出请求，并接受目的主机的数据，存于代理服务器的硬盘中，然后再由代理服务器将客户要求的数据发给客户。下面详细说明其工作过程：

Socks代理

一般来讲，Boss为防止内部员工偷懒，常常会关闭常见娱乐工具的协议端口，如QQ使用的UDP 4000端口，但常常不会关闭Socks的1080端口。这样如果你想用的东西本身支持Socks代理，那么直接使用Socks代理就可以搞定。

Socks是个电路级网关，是David Koblas在1990年开发的，此后它就一直作为Internet RFC中的开放标准。Socks在协议栈的TCP层上运行，它的常用端口是1080。与Winsock不同的是，Socks不要求应用程序遵循特定的操作系统平台，比如像Winsock那样遵循Windows。Socks代理与应用层代理、HTTP层代理不同，Socks代理只是简单的传递数据包，而不关心是何种应用协议（比如FTP、HTTP和NNTP请求），所以Socks代理服务器比应用层代理服务器要快得多，正因为Socks代理服务器有这样的功能我们才可以通过它来连接Internet。

常用的Socks代理有Socks4和Socks5两种版本。其中Socks4代理仅支持TCP协议，无需用户名，密码验证；Socks5代理支持TCP和UDP协议，还支持各种身份验证机制、服务器端域名解析等。SOCKS5于1996年被IETF确认为标准通信协议，RFC编号为1928。如QQ等应用UDP进行数据传输的应用只能用Socks5代理，而FTP可以用Socks4和Socks5，因为FTP用的数据传输机制是TCP。

TCP代理机制

当一个基于TCP协议的客户端希望与一个只能通过代理可达的目标建立连接，它必须先与Socks代理服务器上的Socks端口建立TCP连接。通常这个TCP端口是1080。当连接建立以后，客户端进入协商“握手”过程：认证方式的选择，根据选中的方式进行认证，然后发送转发的要求。Socks代理服务器检查请求报文，根据检查结果建立合适的连接或拒绝连接请求。下面对Socks5代理的TCP代理工作原理流程进行详细说明。

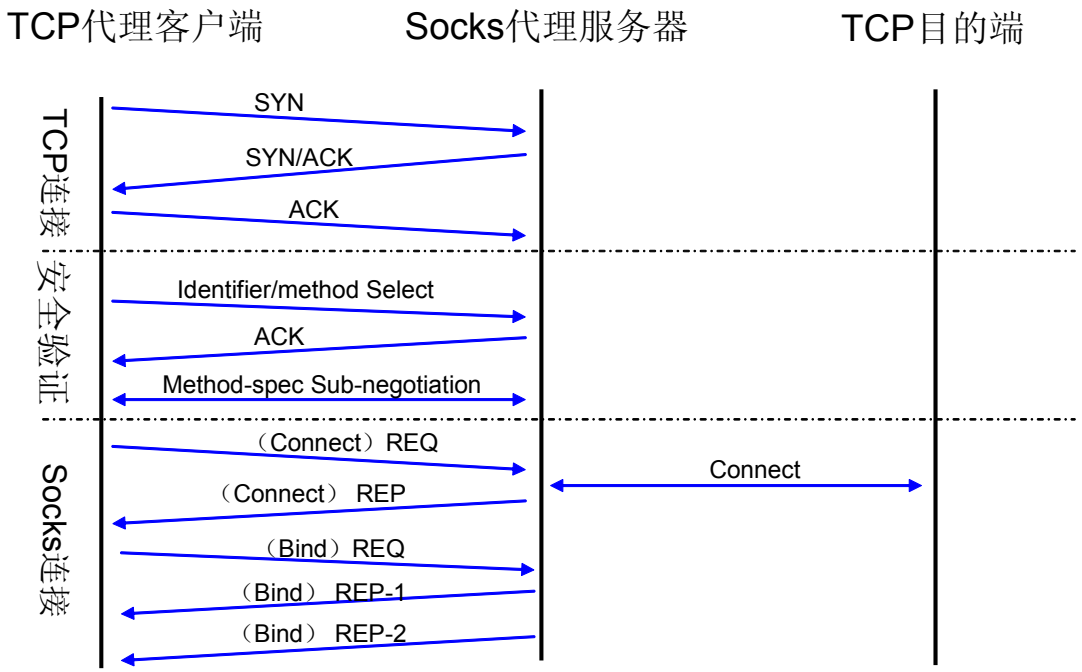


图1 TCP代理工作原理

自协商过程结束后，代理客户端会向代理服务器发送详细的请求信息。Socks请求消息格式如下：

VER	CMD	RSV	ATYP	DST.ADDR	DST.PORT

其中各属性字段的含义如下：

VER：协议版本，默认值5；

CMD：请求消息支持的TCP代理类型。TCP代理支持两种方法：Bind方式和Connect方式。其中CMD位为1标识CONNECT方式；CMD位为2标识BIND方式；CMD位为3标识UDP ASSOCIATE方式；

RSV：保留字段，暂未使用，为全0字段；

ATYP：所携带的地址类型。01——IPv4地址；03——域名；04——IPv6地址；

DST.ADDR：目的地址；

DST.PORT：目的端口号。

CONNECT方式用于TCP代理客户端主动连接代理外部的服务程序。CONNECT方式中代理服务器将替代客户端发起真正的对TCP目的端的连接，并来回传输在此连接中需要交流的数据。

而BIND方式则通常被用于要求代理客户端接受来自代理服务器的连接的应用。如FTP应用中，FTP客户端首先发起建立客户端——服务器连接，用于控制命令和状态报告传输。除此之外，FTP应用中会建立由服务器发起的服务器——客户端连接，用于数据报文的传输。

代理服务器收到请求消息后，将根据请求消息内容给与应答。应答消息格式如下：

0	1	2	3	4	8	10
VER	REP	RSV	ATYP	BND.ADDR	BND.PORT	

其中各属性字段的含义如下：

VER：协议版本，默认值5；

REP：应答消息类型域。其中00——成功；01——请求失败；02——规则禁止连接；03——网络不可达；04——主机不可达；05——连接被拒；06——TTL超时；07——不支持CMD；08——不支持地址类；09——未定义；

RSV：保留字段，暂未使用，为全0字段；

ATYP：所携带的地址类型。01——IPv4地址；03——域名；04——IPv6地址；

BND.ADDR：代理服务器绑定地址；

DST.PORT：代理服务器绑定地址端口。

CONNECT方式的请求应答消息中，BND.ADDR和BND.PORT为服务器分配的用来连接TCP目的主机的IP地址和相应端口。一般来讲此IP地址与用于代理客户端进行通信的代理服务器IP地址不同。

BIND方式的请求通常用于已使用CONNECT请求建立主连接后建立第二个连接的情况下。此时Socks代理服务器将发送两应答消息给代理客户端。当Socks服务器创建并绑定一新socket套接字时发送第一个应答消息给代理客户端。其中BND.ADDR和BND.PORT为Socks服务器用来监听所接入连接使用的IP地址和端口号。当连接成功或失败后代理服务器发送第二个应答消息，其中BND.ADDR和BND.PORT为接入主机的IP地址和端口。

如Socks连接失败，Socks服务器发送连接失败的应答消息后即终止TCP连接。

UDP代理机制

UDP代理基本原理就是Socks代理服务器充当UDP数据传输的中间人，将UDP代理客户端主机对外

的数据传递出去，将需要引入的UDP数据报文转给特定的到UDP代理客户端主机。

Socks连接UDP代理请求消息中CMD位为UDP ASSOCIATE标识。其请求消息中DST.ADDR和DST.PORT字段为客户端用来发送UDP数据报文的IP地址和端口。UDP转发服务器可以使用这个信息来限制进入的连接。

在UDP ASSOCIATE应答中由BND.ADDR和BND.PORT指明了服务器分配的UDP中继转发服务器的IP地址和UDP端口。基于UDP协议的代理客户端必须发送UDP数据报文至UDP转发服务器的该端口上。每个UDP数据报文首部均附上一个UDP请求头，其格式如下：

0	2	3	4	8	10
RSV	FRAG	ATYP	DST.ADDR	DST.PORT	DATA

UDP请求头中字段含义如下：

RSV：保留字段，2个字节，暂未使用，值为全0；

FRAG：当前分片序列号

ATYP：所携带的IP地址类型；

DST.ADDR：目的地址；

DST.PORT：目的端口号。

UDP中继转发服务器与UDP客户端之间没有任何联系，因此当远端主机不可达时，它不会发送任何通知给客户端。当UDP转发服务器从远端服务器收到应答数据报文时，同样必须加上上述UDP请求头，并对数据报文进行重封装。

当一个UDP转发服务器转发一个UDP数据报时，不会发送任何通知给客户端；同样，它也将丢弃任何它不能发至远端主机的数据报。当UDP转发服务器从远端服务器收到一个应答的数据报时，必须加上上述UDP请求头，并对数据报进行封装。

HTTP代理

HTTP代理实际就是一个中间程序，它既担当客户端的角色也担当服务器的角色。客户端使用HTTP代理，需在本地浏览器上明确指明代理服务器的IP地址和端口号。客户端HTTP请求到达HTTP代理，会在代理内部得到服务或者经过一定的转换转至其他服务器。同时，代理代表客户端向服务器发送请求。一个代理必须能同时实现本规范中对客户端和服务器所作的要求。下面对HTTP代理流程进行说明：

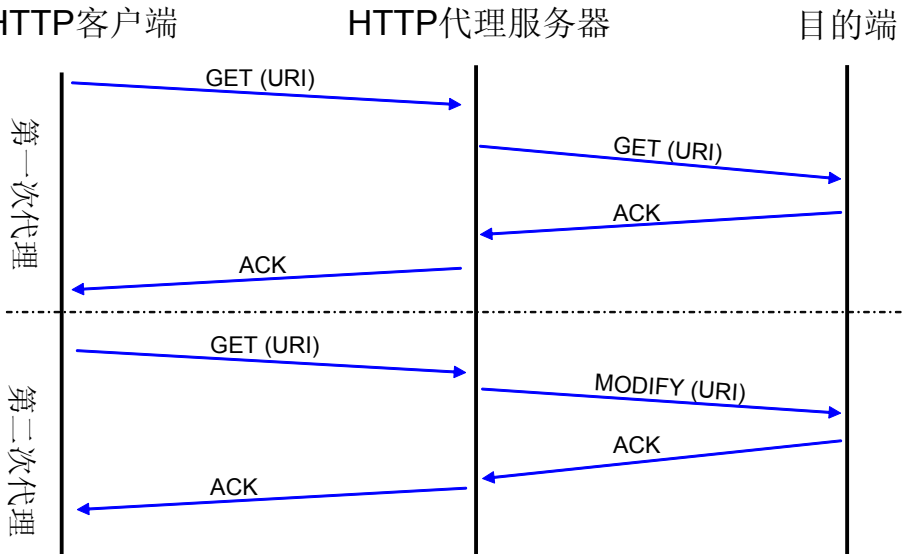


图2 HTTP代理流程

HTTP代理协议处理流程如下：

◆ HTTP客户端对HTTP代理的8080端口发送GET请求，携带所请求UR地址信息。

◆ HTTP代理服务器读取GET消息，向目的端请求该URI地址对应的文件后，存储到本地并传给HTTP客户端。

◆ 当被缓存的页面被第二次访问的时候，HTTP代理服务器就只需发送Modify命令给目的端询问是否改变，如收到回应消息为未改变，则可以直接用本地保存的文件传给HTTP客户端，这样就节省了宝贵的网络带宽，而且提高了访问速度。如果有更新，则将更新保存到本地后再传给HTTP客户端。

简单来讲，SOCKS代理工作在会话层上，而HTTP代理工作在应用层上。SOCKS代理只是简单地传递数据包，而不必关心是何种应用协议(比如FTP、HTTP和NNTP请求)，而HTTP代理仅支持HTTP/HTTPs协议访问。

反向代理原理

反向代理服务器又称Web服务器加速，是针对Web服务器提供加速功能的。它位于WEB服务器前端，充当WEB服务器的内容缓冲器。当互联网用户访问某个WEB服务器时，通过DNS服务器解析后的IP地址是反向代理服务器的IP地址，而非原始Web服务器的IP地址，这时Reverse Proxy Server设备充当Web服务器，浏览器可以与它连接，无需再直接与Web服务器相连。因此，大量Web服务工作量被卸载到反向代理服务上。不但能够防止外部网主机直接和web服务器直接通信带来的安全隐患，而且能够很大程度上减轻web服务器的负担，提高访问速度。

当用户浏览器发出一个HTTP请求时，通过域名解析将请求定向到反向代理服务器（如果要实现多个WEB服务器的反向代理，需要将多个WEB服务器的域名都指向反向代理服务器）。由反向代理服务器处理请求。反向代理一般只缓存可缓冲的数据（比如html网页和图片等），而一些CGI脚本程序或者ASP之类的程序不缓存。它根据从WEB服务器返回的HTTP头标记来缓冲静态页面。

反向代理有四个最重要HTTP头标记：

Last-Modified: 告诉反向代理页面什么时间被修改

Expires: 告诉反向代理页面什么时间应该从缓冲区中删除

Cache-Control: 告诉反向代理页面是否应该被缓冲

Pragma: 告诉反向代理页面是否应该被缓冲

例如：在默认情况下，ASP页面返回“Cache-control: private.”，所以ASP页面时不会在反向代理服务器缓存的。

代理与NAT的区别

NAT工作在网络层，而代理工作在应用层。正因为如此，NAT方式下客户端只需要设定一个网关地址，HTTP、QQ、FTP都可以使用。而代理方式下，需要为每一种应用协议指定代理服务器，如IE中需要设定，QQ中需要设定，MSN中需要设定，FTP也需要设定，增加了客户端使用的复杂性。

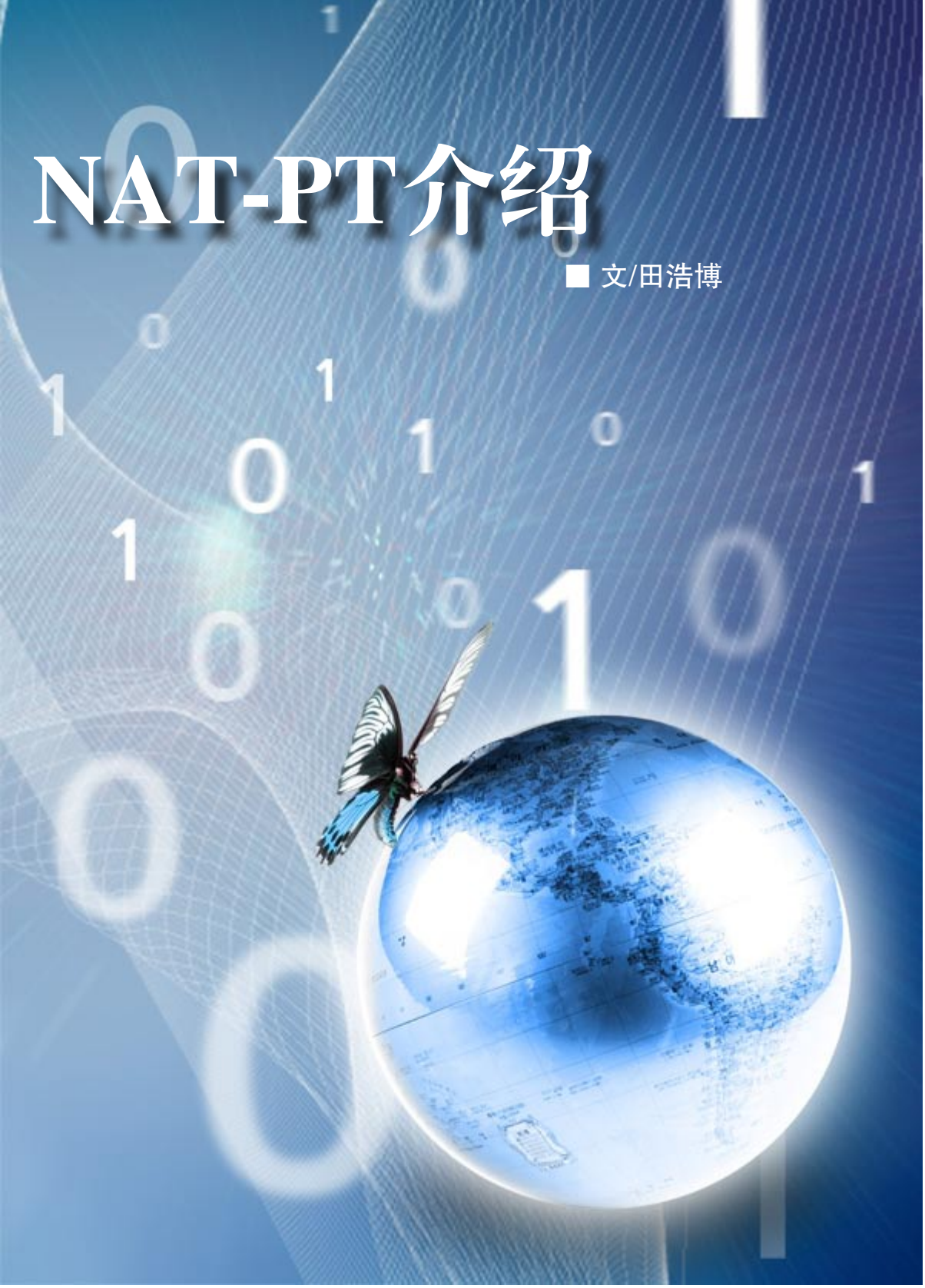
NAT绝大部分情况下只是修改数据包中的地址和端口，然后记录对应关系后把数据转发出去。代理不同于NAT，代理客户端需要访问互联网时，会先通知代理服务器软件要做什么，然后代理服务器去

扮演客户请求而完成，然后将结果回传给客户端。代理服务器端需先分析数据包的内容，弄清楚要干什么，然后以自己的身份来“代理”完成这个请求，并且将结果发送回客户端。代理在实现上具体到了应用层上的协议，因此会带来了一些额外的管理功能和cache功能。

简而言之，NAT=货运码头，不管啥货，只管发就是了。Proxy=代理商，先要看你是买啥，弄清楚了后再帮你买，可能直接从库房中提货，也可能去其他地方调货，也有可能不代理你要买的货。■

NAT-PT介绍

■ 文/田浩博



前言

NAT-PT和NAT的差别

如今，随着全球的IPv4地址已经分配完毕，再也没有新的空闲的IPv4地址可以分配了，这更加让IPv4地址的使用成为一种奢侈。NAT（Network Address Translation，网络地址转换）在IPv4地址严重不足的情况下提出缓解办法，是将IP数据报文头中的IP地址转换为另一个IP地址的过程。在实际应用中，NAT使一个局域网中的主机使用少量合法的IPv4地址就可以访问外部资源。这种通过使用少量的公网IP地址代表较多的私网IP地址的方式，将有助于减缓可用IP地址空间的枯竭。

不过，NAT不能永久的解决当今IP地址短缺的问题，因此IPv6的应用越来越显得重要。IPv6的应用是个循序渐进的过程，在很长时间内，IPv4网络和IPv6网络会同时存在且需要相互通信。基于这种情况，就需要一种技术，解决IPv4和IPv6网络的互通问题，所以NAT-PT技术应运而生。

NAT-PT（Network Address Translation-Protocol Translation，附带协议转换的网络地址转换）技术秉承NAT技术（RFC2663）的思想，但在原理方面大有不同，可以这样简单的理解，NAT技术是IPv4私网地址与公网地址之间的转换，它是为了解决IPv4公网地址缺乏问题；NAT-PT技术则是IPv6协议与IPv4协议之间的转换，在RFC 2765与RFC 2766中给出了其定义它是为了解决两者的互通问题。在IPv4网络完全过渡到IPv6网络之前，两种类型网络之间直接的通信可以通过NAT-PT来实现。

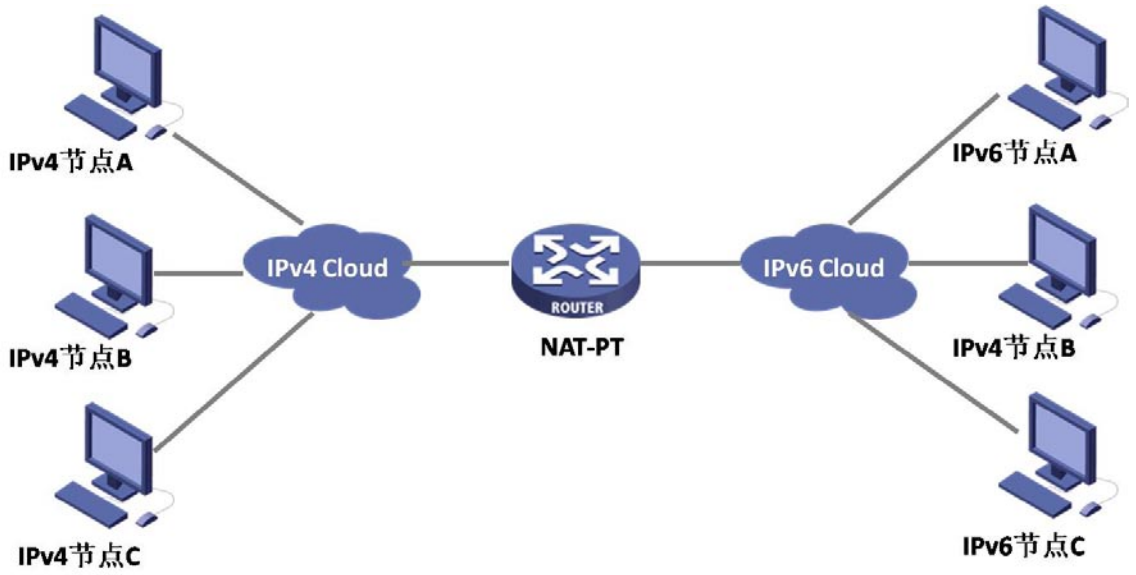


图1 NAT-PT示意图

如图1所示，NAT-PT作用于IPv4和IPv6网络边缘设备上，所有的地址转换过程都在该设备上实现，对IPv4和IPv6网络来说是透明的，即用户不必改变目前的IPv4网络中主机的配置就可实现IPv6网络与IPv4网络的通信。

NAT-PT和NAT本质的区别在于应用场合的不同。NAT是IPv4网络中公网、私网地址的相互转换，而NAT-PT则是IPv6和IPv4地址的相互转换，加入了IPv6和IPv4间协议的转换内容。比如对于ICMP报文的处理上，所有的ICMPv4报文向ICMPv6报文转换的时候都必须要重新计算校验和，因为ICMPv6像TCP和UDP一样有一个伪报头的检验和。另外所有Type字段都需要进行更新，如果是ICMP差错报文的话，那么差错信息中的IP头也同时需要转换。这些报文头转换的同时很可能引起报文长度的变化，因此IPv6报

文最外层净载荷长度字段必须被更新。同样，ICMPv6向ICMPv4进行转换也是类似的流程。

NAT-PT和隧道的差别

NAT-PT和隧道都是IPv4向IPv6过渡的技术，但是它们之间的实现和适用范围都是有很大的不同的。

首先报文转换和转发的方式不同，这个是NAT-PT和隧道最根本的差别。NAT-PT是对报文的网络层内容进行转换修改，剥离原先的报文头，替换为转换之后的报文头（IPv4→IPv6或者IPv6→IPv4）；而隧道是对初始报文作另一层报文封装，根据隧道的不同类型加上相应的报文头。

正是由于转换的方式不同，导致他们检查报文的方式也不同。NAT-PT会检查并且可以更改报文中的端口号；而隧道从来不会检查报文的传输层内容。

转换方式的不同同样致使了他们的使用范围不一样，NAT-PT一般适用于IPv4与IPv6不同网络中主机互相访问的环境中；而隧道一般用于实现一种网络协议跨越另一种网络协议之间的通讯。所以，形成NAT-PT的环境只需要有一台可以进行NAT-PT转换的设备即可；而构造一种隧道的环境就必须要两台设备形成一个隧道。

NAT-PT基本原理

NAT-PT前缀

不论采用哪种NAT-PT机制，配置NAT-PT前缀都是必须的。NAT-PT前缀是长度为96位的IPv6地址前缀，它具有以下两个作用：

（1）从IPv6网络发送到IPv4网络的报文到达NAT-PT设备后，设备会检测报文目的IPv6地址的前缀，只有与所配置的NAT-PT前缀相同的报文才允许进行IPv6到IPv4的转换。

（2）从IPv4网络发送到IPv6网络的报文，经过NAT-PT转换后，源IPv6地址的前缀为配置的NAT-PT前缀。

NAT-PT机制及原理

类似于NAT，NAT-PT有几种机制可实现IPv4和IPv6地址之间的相互转换：

（一）基本NAT-PT机制及原理

在基本NAT-PT机制的工作过程中，当IPv6主机向处于外部公网的IPv4主机发起连接请求时，一组IPv4的地址应该被提前设置好以用来作地址转换使用。从IPv6网络向外传输的IPv6数据包，其源IPv6地址及相关的字段如IP、TCP、UDP和ICMP的头部校验和都将被转换。同理，对于向IPv6网络传输的数据包，也要作类似的转换。采用手工配置或地址池映射，IPv6地址与IPv4地址通过一一对应关系来实现

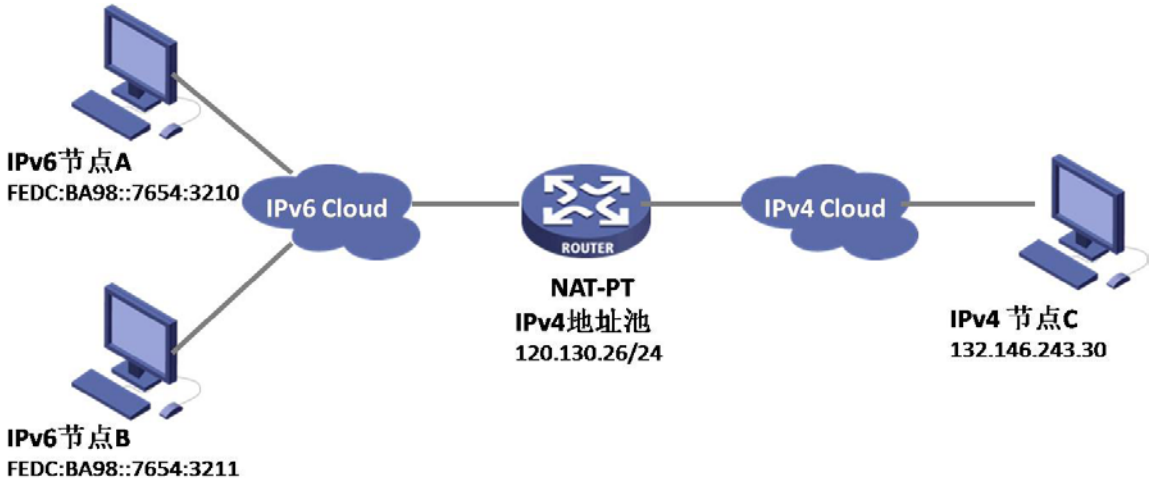


图2 基本NAT-PT原理示意图

如图2所示，NAT-PT设备上配置了一个IPv4的地址池用来做地址转换，地址池中的地址为120.130.26/24。地址转换时采用的是静态地址转换，每个IPv6的地址对应一个地址池中IPv4的地址。如果地址池中的地址个数比IPv6网络中的节点数要少，那么NAT-PT地址转换中的动态分配是必须的，否则因为IPv4地址枯竭无法进行地址转换，从而不能建立连接。

假设IPv6网络中的节点A要与IPv4网络中的节点C建立连接进行通讯，节点A创建的数据包信息是：

源地址：SA=FEDC:BA98::7654:3210

目的地址：DA = PREFIX::132.146.243.30

注：前缀PREFIX::/96是由管理员选定的任何可以进行路由的前缀，已经被NAT-PT在IPv6网络中进行了通报，因此以此为前缀的数据包都被路由到NAT-PT进行处理。

该数据包到达NAT-PT后，其报文信息将被转换为IPv4版本。如果该数据包不是用来初始化连接的，那么NAT-PT一定保存着该数据包所从属的连接的状态信息，包括IPv6节点A被分配的IPv4地址及其它用于转换的信息。如果该数据包所从属连接的状态信息不存在，或者根本没有这个连接，那么该数据包将被丢弃。如果该数据包是用来初始化连接的，那么NAT-PT将从地址池中分配一个IPv4地址（比如120.130.26.10），并将其报文信息转换为IPv4版本。其传输在整个连接过程中会被存储于内存中，IPv6与IPv4之间的地址映射也将一直被维持着直到连接的结束。

转换后的IPv4报文信息如下：

源地址：SA=120.130.26.10

目的地址：DA=132.146.243.30

所有与此连接相关的从节点C返回的IPv4数据包，NAT-PT会根据所存储的连接信息进行信息转换如下：

源地址：SA=PREFIX::132.146.243.30

目的地址：DA=FEDC:BA98::7654:3210

然后，数据包就可以在IPv6网络中进行路由传输了。

（二）NAPT-PT机制及原理

NAPT-PT（Network Address Port Translation – Protocol Translation）把转换的概念做了进一步的扩展，对于传输标识（TCP、UDP的端口号，ICMP标识字段）也进行了转换。不同的IPv6地址转换时，

可以对应同一个IPv4地址，通过不同的端口号来区分不同的IPv6主机，从而节省IPv4地址资源。这种机制提供一个IPv4地址和多个使用NAT-PT前缀格式的IPv6地址之间的一对多的动态映射（只有ICMP、TCP和UDP报文可以使用这种方式转换）。

NAPT-PT机制使得多个IPv6节点在与外网IPv4节点进行通讯时可以共用IPv4转换地址。在转换的过程中，IPv6节点的TCP/UDP端口号被转换成已经登记的IPv4的TCP/UDP端口号。传统NAT-PT只局限于TCP、UDP及使用了端口复用的其他应用程序（属于静态地址捆绑），而NAPT-PT解决了传统NAT-PT中存在的问题。例如，当地址池中的地址被耗尽后，NAT-PT将不再起作用，这时，IPv6节点将不能与外部的IPv4节点建立连接。然而，在应用了NAPT-PT后，一个IPv4的转换地址就可以建立63K的TCP和63k的UDP连接。通过修改图2，我们可以使用NAPT-PT进行地址转换，在转换的过程中我们只使用一个IPv4转换地址。

IPv6节点A要与IPv4节点C建立一个TCP连接，创建了如下的数据包地址信息。

源地址：SA=FEDC:BA98::7654:3210，源TCP端口：port= 3017

目的地址：DA = PREFIX::132.146.243.30，目的TCP端口：port = 23

当该数据包到达NAPT-PT后，将分配一个已经被应用到其他连接的IPv4地址用来建立连接，但是其TCP端口号是不同的。于是，上面的数据包地址信息被转换成：

源地址：SA=120.130.26.10，源TCP端口 port = 1025

目的地址：DA=132.146.243.30，目的TCP端口 port = 23

当数据从132.146.243.30返回时，根据五元组匹配，数据包被认为是从属于该会话连接，其信息将被转换回IPv6版本如下：

源地址：SA = PREFIX::132.146.243.30，源TCP端口 port = 23;

目的地址：DA = FEDC:BA98::7654:3210，目的TCP端口 port = 3017

对于从IPv4网络传向IPv6的连接，每一项服务，NAPT-PT只有一个server存在，server的标识是通过TCP/UDP端口号来实现的。例如，IPv6网络中的节点A可能被设置为网络中唯一的HTTP server（端口号是80）。如果节点C发出如下的数据包信息：

源地址：SA=132.146.243.30，源TCP端口 port = 1025

目的地址：DA=120.130.26.10，目的TCP端口 port = 80

那么该数据包将在NAT-PT被转换为：

源地址：SA=PREFIX::132.146.243.30，源TCP端口 port = 1025

目的地址：DA=FEDC:BA98::7654:3210，目的TCP端口 port = 80

可以看出目的地址是节点A的IPv6地址。象上面的例子，如果传向NAPT-PT的数据包其目的端口号都是80，那么这些数据包将都被发送给同一个节点，那就是IPv6网络中的节点A。

（三）双向NAT-PT

在双向NAT-PT工作过程中，连接的建立既可以从IPv6侧发起，也可以从IPv4侧发起（而传统的NAT-PT只能从IPv6侧发起）。不管是从IPv6侧还是从IPv4侧发起的连接，也不管其地址的转换机制是静态的还是动态的，经过NAT-PT后，IPv6的地址都要被转换成IPv4地址。 DNS-ALG在双向NAT-PT必须被应用以实现名字向IP地址的转换。IPv6和IPv4两端的DNS，其命名空间是独立且唯一的。特别需要

说明的是，当DNS数据包在IPv6和IPv4网络之间传输时，DNS-ALG能够把从IPv6网络中查询到的IPv6地址与地址池中的IPv4地址绑定起来。同样，对于从IPv4网络中查询到的IPv4地址（例如从IPv6端发起对IPv4网络中主机的连接），DNS-ALG同样能够进行类似绑定。

当建立IPv6网络与IPv4网络的连接时，无论是从哪端发起的连接，NAT-PT都将分配一个IPv4转换地址给一个IPv6节点。但是，当初始化一个连接时，从IPv4侧发起连接与从IPv6侧发起连接，其工作原理是不一样的，下面分别进行介绍

（1）双向NAT-PT：从IPv4到IPv6

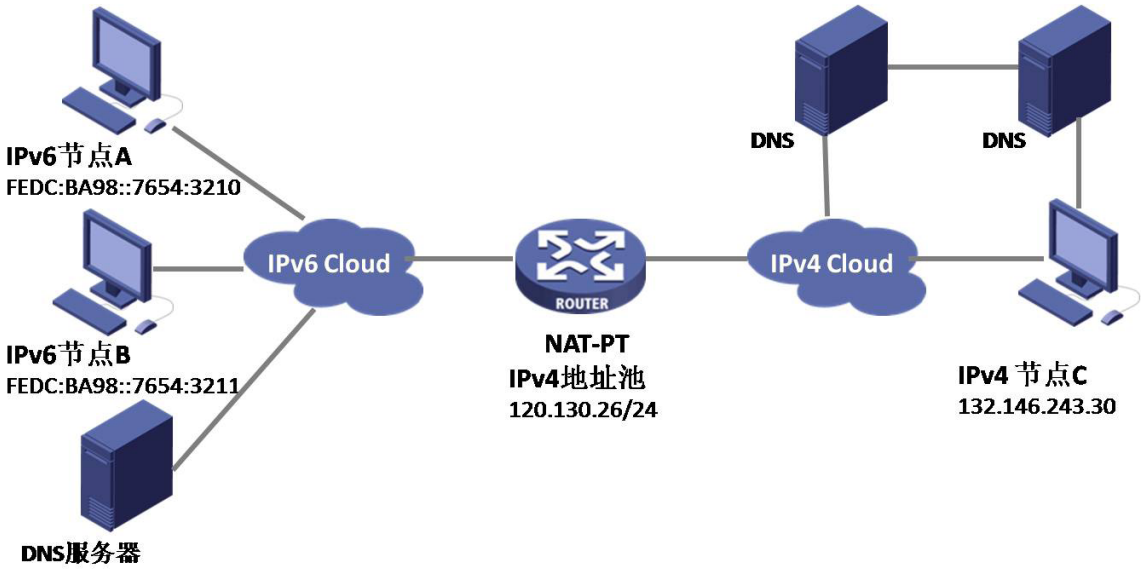


图3 双向NAT-PT原理示意图

如图3所示，当节点C的Name Resolver发出节点A的地址查询请求后，该请求将被传递到IPv6网络中的DNS服务器。因为NAT-PT被配置在IPv6与IPv4网络的交界处，因此查询数据包将会NAT-PT中来回穿梭。在NAT-PT上的DNS-ALG将会对欲进入IPv6网络进行“A”记录查询的请求进行如下修改（NAT-PT根据源或目的端口号是否是53来判断一个数据包是否是DNS数据包）：

a）对于从节点名字到节点地址的查询请求：把查询类型从“A”改成“AAAA”或“A6”

b）对于从节点地址到节点名字的查询请求：把字符串“IN-ADDR.ARPA”改成“IP6.INT”，把“IN-ADDR.ARPA”前的IPv4地址改成相应的IPv6地址。

反之，当DNS的查询应答欲从IPv6网络进入IPv4网络时，DNS-ALG进行如下操作：

a）更改“AAAA”或“A6”为“A”

b）把查询到的IPv6地址用NAT-PT分配的IPv4转换地址进行替换。

如果没有提前分配一个IPv4的转换地址给这个IPv6节点，那么现在NAT-PT将分配一个给它。比如上面的例子，节点C要发起与节点A的连接，产生一个A节点名的查询。这个节点被送到本地的DNS，DNS-ALG截获该报文，并把“A”查询更改为“AAAA”查询或“A6”查询，然后把它发送给IPv6网络的DNS服务器。DNS服务器将做出如下应答：

Node-A　AAAA　FEDC:BA98::7654:3210

该应答仍然会被DNS-ALG捕获，并转换成如下IPv4形式：

Node-A　A　120.130.26.1

在NAT-PT上，DNS-ALG将会维持FEDC:BA98::7654:3210和120.130.26.1的映射关系。现在这条“A”记录就可以返回给节点C了，从而节点C将发起如下的连接信息：

源地址：SA=132.146.243.30，源TCP端口 port = 1025

目的地址：DA=120.130.26.1，目的TCP端口 port = 80

带有此信息的数据包将被路由到NAT-PT，因为它维护着FEDC:BA98::7654:3210和120.130.26.1的映射关系，因此上述信息将被转换成：

源地址：SA=PREFIX::132.146.243.30，源TCP端口 port = 1025

目的地址：DA=FEDC:BA98::7654:3210，目的TCP端口 port = 80

连接由此建立了起来，通讯就可以进行了。

对于上面所描述的从IPv4到IPv6的连接建立过程，可能会导致服务攻击拒绝（denial of service attack）。因为一个节点可以发起多个查询，导致NAT-PT把IPv4的地址资源耗尽，从而阻止了后面的服务。因此对于此种连接的建立（从IPv4向IPv6发起的连接）应该有一个超时时间以降低服务拒绝的可能性。在从IPv6到IPv4的连接建立过程中，可以提前保存一个IPv4的地址（采取NAPT-PT）来减少在建立过程中服务拒绝的可能性。

（2）双向NAT-PT：从IPv6到IPv4

IPv6节点通过IPv4网络中的或者是IPv6网络中的DNS服务器来获取IPv4节点的IP地址。建议IPv6网络上的DNS服务器能够维持IPv6节点名字与地址的映射关系，并能够缓存IPv6地址与外部IPv4地址的对应关系。如果IPv6网络中的DNS服务器包含与外部IPv4网络节点的地址映射，那么DNS查询就不会穿过IPv6网络，也不需要DNS-ALG的干预。否则，查询就要穿过IPv6网络，并需要DNS-ALG的协同工作。建议IPv4网络中的DNS Server只映射IPv4 节点与IPv4地址之间的映射关系，不推荐在其上进行跨IPv4网络和IPv6网络的转换。

对于从IPv6到IPv4的连接，在NAPT-PT模式下，一旦新的连接要建立，TCP/IP的源端口号将从已登记的IPv4地址进行分配。另外，在连接建立过程中，地址前缀（PREFIX ::/96）的使用，不会影响IPv4节点上的任何配置。

现在仍然以图3为例，假设节点A要与节点C建立一个连接，因此节点A要发起对节点C的名字查询（“AAAA”或“A6”）。因为节点C可能有IPv6地址，也可能有IPv4地址，NAT-PT上的DNS-ALG就把这个原始的AAAA/A6查询直接转发给外部的DNS系统，同时还发送了一个A查询。如果目的节点（节点C）的AAAA/A6记录存在，那么，信息将会被传回到NAT-PT，然后NAT-PT会直接把信息再传回到节点A。相反，如果节点C的A记录存在，那么，记录信息也会被传给NAT-PT，DNS-ALG就会添加上合适的前缀并把信息转发给发起查询的设备，即节点A。所以，如果A记录如下

节点C　A　132.146.243.30,

那么就会被转换成

节点C　AAAA　PREFIX::132.146.243.30 或者

节点C　A6　PREFIX::132.146.243.30

现在节点A就可以使用这个地址建立连接，就像它与其他IPv6的节点进行通讯一样。只要前缀不变，IPv6的DNS Server也将缓存上面的映射关系。

有一个问题值得注意：那就是IPv6的DNS服务器是如何与IPv4网络进行对话的，要知道在这儿没有双栈的节点。具体的实现是这样的，外部的IPv4 DNS服务器会指向一个IPv4地址，该地址可能是NAT-PT地址池中的一个，对NAT-PT来说是可知的。而NAT-PT保持着该地址与IPv6网络中的DNS服务器之间的一一映射关系。从另一方面，IPv6的DNS服务器指向一个IPv6地址，该地址由外部的IPv4 DNS服务器与前缀（PREFIX ::/96）构成。

NAT-PT转换细节

SIIT-无状态IP/ICMP转换

SIIT（Stateless IP/ICMP Translation Algorithm）是NAT-PT的基础，指无状态IP/ICMP转换算法，在RFC2765中有详细描述，它解决了IPv6与IPv4节点之间进行通讯的问题。IPv6节点通过获取一个暂时的IPv4地址，为自己配置一个IPv4翻译地址，而作为IPv4网络侧的IPv4节点通过IPv4映射地址与IPv6节点之间进行通讯。在通讯的过程中，转换器将对报文头进行转换，使得报文在IPv6网络和IPv4网络中都能够被顺利的路由并建立和维持通讯。

IPv4向IPv6报文头转换

当转换器收到从IPv4网络到IPv6网络的报文时候，就要把IPv4的报文头转换为IPv6的报文头，原先的IPv4报文头就被移走，用新的IPv6的报文头代替。除了ICMP包以外，传输协议报头和数据部分都保留不变。

```
+-------------+                  +-------------+
|    IPv4     |                  |    IPv6     |
|   Header    |                  |   Header    |
+-------------+                  +-------------+
| Transport   |                  | Fragment    |
|   Layer     |       ===>       |   Header    |
|   Header    |                  |(not always) |
+-------------+                  +-------------+
|             |                  | Transport   |
~    Data     ~                  |   Layer     |
|             |                  |   Header    |
+-------------+                  +-------------+
                                 |             |
                                 ~    Data     ~
                                 |             |
                                 +-------------+
```

图4 IPv4向IPv6报文转换

另外，由于IPv6协议和IPv4协议在处理报文分片方式上的不同，导致在处理分片报文时需要特别注意。对于IPv6来说，只有发送端可以对报文进行分段，而中间路由器不能进行分段。因此对于IPv6，path MTU discovery就是必须的了，而对于IPv4来说，中间路由器可以进行分段，所以path MTU discovery也就是可以选择的了。所以，如果IPv4的报文头中DF位没有设置，那么为了保证转换后的IPv6报文不会

超过MTU，则需要数据净荷长度不能超过1232字节（最小MTU1280字节–40字节IPv6报头–8字节分段报头），如果DF位被设置了，同时报文不是一个分段报文的话，则转换后的IPv6报文不需要包含分片报头，此时IPv6报文头各个字段设置如下：

表1 IPv4向IPv6报头转换字段列表（无分片）

IPv6字段	设置
Version（版本）	6
Traffic Class（业务流类别）	直接从IPv4报头的Type Of Service and Precedence域中所有8字节copy过来
Flow Label（流标签）	0
Payload Length（净荷长度）	IPv4报头中Total length值减去IPv4报头的长度和IPv4选项的大小
Next Header（下一报头）	从IPv4报头中的Protocol域中copy过来
Hop Limit（跳极限）	从IPv4报头中的TTL域中copy过来
Source Address（源IP地址）	低32位是IPv4的源地址，高96位是IPv4–mapped前缀(::ffff:0:0/96)
Destination Address（目的IP地址）	低32位是IPv4的目的地址，高96位是IPv4–translated前缀(0::ffff:0:0:0/96)

如果转换后的IPv6报文需要添加分片报文头（原始IPv4报文DF位没有被设置，或者本身就是一个分片），那么报文需要做如下修改：

表1 IPv4向IPv6报头转换列表（有分片）

IPv6字段	设置
Payload Length（载荷长度）	在原来的IPv4基础上加上分段头长度8（IPv4报头中length域的值减去IPv4报头和选项的大小，再加上8字节的分段报头长度）
Next Header（下一报头）	分片头（44）
分片报头字段	
Next Header（下一报头）	从IPv4报头的Protocol域中copy过来
Fragment Offset（分片偏移量）	从IPv4的Fragment Offset中copy过来
M flag（M标记位）	从IPv4报头的More Fragments域中copy过来
Identification（分片标识）	低16位从IPv4报头的Identification域中copy过来，高16位为0

ICMPv4向ICMPv6报文头转换

所有的ICMPv4报文向IPv6报文的转换都要重新计算其校验和，因为ICMPv6报文和UDP/TCP一样有一个伪报头的校验和。另外所有类型（Type）字段都需要更新。如果是ICMP错误报文，那么错误信息中的IP头也需要转换。最后，前面的调整也可能对报文长度产生影响，因此还需要对相应的域进行修改。

表3 ICMPv4向ICMPv6查询报文转换列表

	IPv4中Type值	转换处理
Echo and Echo Reply（请求回显和回显应答）	Type 8 and 0	type to 128 and 129
Information Request/Reply（信息请求和信息应答）	Type 15 and 16	Silently drop
Timestamp and Timestamp Reply（时间戳请求和时间戳应答）	Type 13 and 14	Silently drop
Address Mask Request/Reply（地址掩码请求和应答）	Type 17 and 18	Silently drop
ICMP Router Advertisement（路由器通告）	Type 9	Silently drop
ICMP Router Solicitation（路由器请求）	Type 10	Silently drop
Unknown ICMPv4 types		Silently drop

对于ICMPv4差错报文的转换（下表没有明确标出Type的，转换后Type值为1）：

表4 ICMPv4向ICMPv6差错报文转换列表

Destination Unreachable (Type 3) 目的不可达	Code值	转换处理或者对应ICMPv6中code值
net, host unreachable（网络、主机不可达）	Code 0, 1	0 (没有可达路由)
protocol unreachable（协议不可达）	Code 2	ICMPv6参数问题 (Type 4, Code 1)，指针指向IPv6的下一个扩展头字段
port unreachable（端口不可达）	Code 3	4 (端口不可达)
fragmentation needed and DF set（需要分片但DF为置位）	Code 4	ICMPv6包过大(Type 2,code 0)，如果包中的MTU域没有填充，则转换器需要自己去确定一个可能的path MTU来填充此域。
source route failed（源站选路失败）	Code 5	0 (没有可达路由)
	Code 6,7,8	0 (没有可达路由)
communication with destination host administratively prohibited（目的网络、主机被强制禁止）	Code 9, 10	1 (与非法主机通讯)
	Code 11,12	0 (没有可达路由)
Redirect（重定向）	Type 5	Silently drop
Source Quench（源端被关闭）	Type 4	Silently drop
Time Exceeded（超时）	Type 11	Type 3，code部分不变
Parameter Problem（参数问题）	Type 12	Type 4，相应域需要进行改变

IPv6向IPv4报文头转换

当一个转换器收到一个IPv4映射地址的报文时，那么该IPv6报文将被转换成IPv4报文，然后基于该IPv4目的地址进行转发，从而将IPv6报文头转换成IPv4报文头。除了ICMP报文，其他的传输层报文头和数据部分不会发生任何变化。

```
+-------------+                    +-------------+
|    IPv6     |                    |    IPv4     |
|   Header    |                    |   Header    |
+-------------+                    +-------------+
|  Fragment   |                    |  Transport  |
|   Header    |        ===>        |   Layer     |
|(if present) |                    |   Header    |
+-------------+                    +-------------+
|  Transport  |                    |             |
|   Layer     |                    ~    Data     ~
|   Header    |                    |             |
+-------------+                    +-------------+
|             |
~    Data     ~
|             |
+-------------+
```

图5 IPv6向IPv4报文转换

如果没有IPv6分片头，那么转换后的IPv4报文头的字段设置如下表

表5 IPv6向IPv4报头转换字段列表（无分片）

IPv4字段	设置
Version（版本）	4
Internet Header Length（首部长度）	5 (no IPv4 options)
Type of Service and Precedence（服务类型）	从IPv6的Traffic Class域中copy过来
Total Length（总长度）	IPv6报头中Payload length域的值加上IPv4报头大小
Identification（标识）	0
Flags（标识位）	MF域置为0，DF域置为1
Fragment Offset（分片偏移）	0
Time to Live（生存时间）	从IPv6的Hop Limit域中copy过来
Protocol（协议）	从IPv6中的Next Header域中copy过来
Header Checksum（首部检验和）	IPv4报头创建好重新计算
Source Address（源地址）	如果IPv6源地址是IPv4-translated地址，则IPv6地址的低32位copy到IPv4源地址域。其他的情况源地址都设为0.0.0.0
Destination Address（目的地址）	IPv4-mapped地址的低32位

如果IPv6报文中含有分片头，那么除了下面的特殊字段变化不同以外，其他的仍然根据上面的叙述进行转换

表6 IPv4向IPv6报头转换字段列表（有分片）

IPv4字段	设置
Total Length	IPv6报头中的Payload length域的值加上IPv4报头的大小，减去8（Fragment header的大小）
Identification	Copy IPv6中的分片头中的Identification域的低16位
Flags	MF值引用分片头中的M标志，DF设置成0，标识运行IPv4路由器进行分片。
Fragment Offset	从分片头中的分片位移域copy过来
Protocol	从分片头中Next Header域中copy过来

ICMPv6向ICMPv4报文头转换

因为ICMPv6同TCP、UDP一样具有伪包头校验和，因此所有需要转换的ICMPv6的报文，其校验和字段必须被更新。另外ICMP的类型字段及包含IP报文头的ICMPv6错误报文的内容也需要同步更新。

表7 ICMPv6向ICMPv4查询报文转换列表

	IPv6中Type值	转换处理
Echo Request and Echo Reply（请求回显和回显应答）	128 和 129	type to 0 and 8
MLD Multicast Listener Query/ Report/Done (MLD 多播侦听查询/汇报/完成)	Type 130, 131, 132	Silently drop
Neighbor Discover messages（邻居发现信息）	Type 133 through 137	Silently drop
Unknown informational messages（未知信息类型）		Silently drop

差错报文目的不可达的Type值为1，转换后Type为3，转换code域方法如下：

表8 ICMPv6向ICMPv4差错报文转换列表

	Code值	转换处理或IPv4中对应的Code值
no route to destination（没有到达的路由）	Code 0	Code 1 (host unreachable)（主机不可达）
communication with destination administratively prohibited (与管理拒绝的目的主机的通讯)	Code 1	Code 10
beyond scope of source address（超出源地址范围）	Code 2	Code 1 (host unreachable)
address unreachable（地址不可达）	Code 3	Code 1 (host unreachable)
port unreachable（端口不可达）	Code 4	Code 3 (port unreachable)

表9 ICMPv6向ICMPv4其他报文转换列表

	Type值	转换处理或对应IPv4中Type值
Packet Too Big（包过大）	Type 2	转换为ICMPv4中目的不可达（code 4），MTU域需要对报文是否有分段而进行更新。
Time Exceeded（超时）	Type 3	Type为11，Code不变。
Code field is unchanged（Code问题）	Type 4	如果Code值是1转换为协议不可达(Type 3, Code 2)；其他情况Type为12，code为0。指针需要针对相应的域进行转换包括IP头。
Unknown error messages（未知错误报文）		Silently drop

NAT-PT转换细节

为了使IPv6与IPv4网络之间的端对端交流成为可能，NAT-PT需要把IPv6和IPv4的报文头进行转换。由于地址转换功能和端口复用的使用，NAT-PT还要对上层协议报文头做相应的调整。协议转换的详细介绍在SIIT中，但是因为NAT-PT也进行了地址转换，因此在NAT-PT上还有一些补充的修改。

IPv4 报头向IPv6报头的转换

在NAT-PT的具体应用中，除了下面的字段说明之外，其他字段的转换的过程和RFC2765（SIIT）中所描述几乎是一样的。

表10 NAT-PT中IPv4向IPv6报头转换

IPv6字段	设置
源地址	低32位是IPv4的32 位源地址，高96位是被指定的前缀（PREFIX ::/96）。符合此类地址格式的数据包将被路由到NAT-PT网关
目的地址	NAT-PT保持着IPv4目的地址和IPv6目的地址之间的映射关系，根据这种映射关系IPv4目的地址被IPv6地址所替代

IPv6报头向IPv4 报头的转换

在NAT-PT的具体应用中，除了下面所描述的源地址说明之外，其他的转换方式和RFC2765（SIIT）中所描述的一样。

表11 NAT-PT中IPv6向IPv4报头转换

IPv4字段	设置
源地址	NAT-PT保持着地址池中的IPv4地址与IPv6源地址之间的映射关系，根据这种映射，IPv6源地址将被IPv4地址所替代
目的地址	被转换的IPv6数据包的目的地址将遵循如下格式：PREFIX ::IPv4/96，因此IPv6目的地址的低32位将被直接复制为IPv4的目的地址

从IPv4到IPv6校验和的更新

UDP的校验和（当非零时）和TCP的校验和应该被重新计算，从而反映从IPv4到IPv6的地址变化。校验和的计算法则可以借鉴RFC1631（NAT）。在NAPT-PT的转换模式下，TCP/UDP校验和的变化除

了包括地址的变化外，还有包括TCP/UDP端口号的变化。

如果发送到NAT-PT的IPv4 UDP数据包的校验和为0，NAT-PT在把它转换成IPv6数据包后要重新对该UDP报文做校验和计算。如果校验和为0的UDP报文是是以分片的形式发送过来的，那么NAT-PT需要做的是等待所有的报文到达，重新聚合成一个完整的报文后，进行IPv6的转换，然后进行校验和计算，最后再转发出去。

IPv6中的ICMP报文不同于IPv4中的ICMP报文，它采用了伪包头，对于校验和的计算类似于UDP和TCP的计算过程（此部分可参考RFC2460的8.1节）。需要注意的是，由于ICMP报文的载荷中也可能携带有地址信息，该部分同样要做地址转换，转换后才能够进行校验和的计算。

从IPv6到IPv4校验和的更新

同从IPv4到IPv6的TCP/UDP/ICMP校验和一样，它的变化反映了从IPv6到IPv4的地址变化，计算法则也是一样的。在NAPT-PT的转换模式下，此变化还包括端口号的改变。对于UDP报文，因为其校验和是可选项，所以在进行转换后，校验和可以被简单的设置成0。而ICMP报文的校验和必须要重新计算，因为IPv4中无ICMP伪报头的概念（同样需要注意ICMP载荷中携带地址信息的情况）。

NAT-PT的局限

在RFC2663中描述的关于NAT的局限性同时也就是NAT-PT的局限性，下面所列举的是局限性中其中比较重要的，也有些是NAT-PT所独有的局限性。

拓扑局限性

使用NAT-PT是受局限的，所有与某进程有关的请求与应答都必须要经过同一NAT-PT路由器。实现这一点的一个方法就是把NAT-PT置于边界路由器上，该路由器对于一个局域网络来说是唯一的，这样所有的IP数据包或者是从该网络发起的，或者是以该网络为目的的。对于NAT来说，这同样是个问题，并在RFC2663中进行了描述。

协议转换限制

一些IPv4的数据报字段在IPv6中发生了改变，因此NAT-PT的转换是不很准确的。例如IPv4中的选项段在IPv6中语义上有很大的改变，就不能很好的进行转换。

需要ALG的协调工作

因为NAT-PT需要对地址进行转换，那么当某个上层的应用程序，在其应用中包含了地址信息（或端口信息），如果NAT-PT不进行特殊处理，就会引起使用问题。在这种情况下，应用层网关（ALG：Application Layer Gateway）就需要为这类应用提供协调服务。这对于IPv4的NAT来说也是普遍的问题。

缺少端对端的安全性

NAT-PT最大的局限性之一就是在端对端网络层上缺少安全性。另外，对于传输层及应用中携带IP地址的应用层也没有安全性可言。这是NAT的一个遗传问题。且不说NAT-PT，对于跨两个不同IP地址的网络来说，IPsec是不可能实现的。两个端点之间要实现网络层上的IPsec功能，必须都是IPv4节点或者都是IPv6节点。

DNS转换和DNS-SEC

前面给出了DNS信息转换的机制，但是很明显这种机制不能和安全DNS同时使用。例如，IPv6网络中的授权DNS服务器收到来自IPv4网络的查询时，它无法对回复进行签名，从而导致域名解析失败。■

NAT设备的性能测试方法

■ 文/徐泽新

前言

NAT在应用前期主要是家庭用户和一些小型企业，但随着网络的发展NAT的使用范围越来越广泛，并且已经扩展到运营商的大规模应用。因此NAT对设备性能的影响不可忽略。

NAT对设备性能的影响

一个NAT任务的传输过程可以分解为以下步骤：当一个内网主机向外网发起连接时，NAT设备会将报文源地址转换为一个公网地址，对于NAPT来说还会对源端口号进行转换。这样就需要一个NAT转换表来维持这些连接的状态，即在业务流量首包通过NAT设备时，NAT模块根据相关配置建立相应的转换表项。对于该连接的后续报文可以通过查找该表项来直接进行相应的转换并传输，而对于需要ALG处理的业务，则会附加关联表来维护深层业务的转换状态。当一个连接终止后，地址转换关系将自动终止，转换表项被删除，占用的资源被回收。

由此我们可以看出NAT对设备性能的影响主要表现在以下几个方面：转换表项的建立、转换表的查找、对于ALG业务的关联表的建立和查找、各字段的转换（包括IP地址，端口号以及校验和）等。对于NAT的性能测试，我们也将从匹配这些动作着手。

NAT性能测试方法

传统测试交换机、路由器性能的方法主要是根据RFC2544，使用二三层的数据流进行测试，这种方法无法实现TCP的三次握手，而且当流量经过NAT处理后，转换后的地址和端口号无法预知，从而无法确定外网回应报文的目的地址，无法创建双向数据流。因此传统的测试方法在NAT性能测试的场景中已经不太适用。现在一般使用Avalanche或IXIA等测试仪来模拟四七层数据流进行测试，测试方法一般遵循RFC3511。

由于UDP流量的无状态性，处理简单，对设备的压力较小，因此在测试设备吞吐量的时候可以采用UDP流量来获得一个高的性能。而对于并发和新建测试则一般采用TCP流量。TCP存在状态变迁控制，要经过三次握手建立连接，并且存在连接拆除等过程，对设备的压力大，也更接近真实的网络环境。

对于NAT设备的性能测试主要包含以下几个指标：

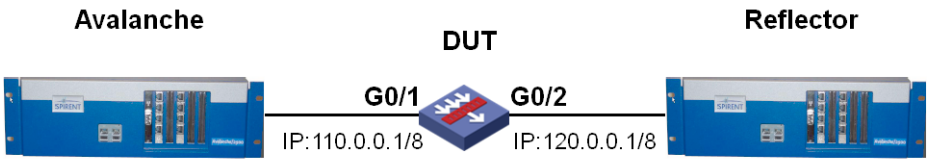
- 新建速率
- 并发连接
- 吞吐量
- ALG处理能力
- 关联表容量

在测试之前需要开启设备的NAT功能，对于需要经过NAT处理的数据可以通过ACL规则来指定。测试之前对不同NAT转换方式需做不同的配置，本文测试均以NAPT方式为例。为了避免ARP的影响，测试仪构造的流量与被测设备分处于不同网段，这个可以通过Avalanche的虚拟路由器来实现。

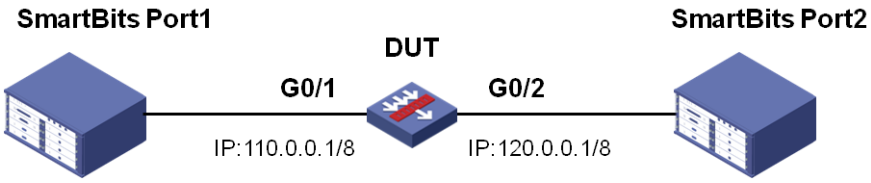
下面将一一介绍各个性能指标的测试方法。

测试组网

NAT设备性能测试组网如下：



使用Avalanche进行四七层测试组网图



使用SmartBits进行二三层吞吐量测试组网图

图1 NAT设备性能测试组网图

新建速率测试

新建连接速率这个指标主要体现了被测设备对于连接请求的实时反应能力。

NAT设备最大会话连接新建速率是指在被测设备能够成功建立所有请求连接的条件下，所能够承受的最大会话新建速度。其测试采用反复测试，逐步逼近的方法，在每次反复过程中以低于被测设备所能承受的最大并发连接数发起速率不同的会话连接请求，直到得到所有连接被成功建立时的最大速率。

【主要配置】

1. 被测设备配置：

```
nat address-group 2 120.0.0.100 120.0.0.200
#
  acl number 3000                    //匹配所有报文
      rule 0 permit ip
#
Interface GigabitEthernet0/2
  port link-mode route
  nat outbound 3000 address-group 2      //在G0/2下启用NAT
  ip address 120.0.0.1 255.0.0.0
```

2. 测试仪:

使用Avalanche构造HTTP报文，为了避免ARP的影响，在Avalanche两端均配置一个虚拟路由器

来使模拟的客户端、服务器和被测设备处于不同网段。

客户端主要配置：

◆ 在Actions页签建立10个HTTP请求访问10个服务器

◆ 在Profiles页签中将HTTP：Browser的版本设置为HTTP/1.1

◆ 在Ports页签增加一个虚拟路由器来隔断模拟客户端和被测设备之间的网络

◆ 在Loads页签设置负载参数。

服务器端主要配置：

◆ 在Profiles页签中与客户端对应的将HTTP设置为HTTP1.1

◆ 在Transactions页签中主要设置延时和Body Size两个参数，对于新建测试，可以将延时设置为0，Size为64字节

◆ 在Ports页签增加一个虚拟路由器来隔断模拟服务器端和被测设备之间的网络

测试时通过“最大值和最小值的中间值”的折半查找算法调整负载最终得到设备的最大新建速率。对于设备的性能指标，一般厂商都会给出一个参考值记为R1，在测试开始时，我们可以以这个值为基础，逐渐调整负载值，如果以该值为负载出现失败连接则将该值记为最大值，并降低负载，例如降低到参考值的80%，记为最小值R2，如果还存在失败则继续降低负载，如果这个时候没有出现失败连接，则提高负载到R1和R2的中间值，将该值记为R3。若没有出现失败连接则增加客户端的负载，则将R3做为最小值，新的负载为R3和R1的中间值。通过这种方法逐渐调整客户端负载，最终得到设备在没有失败连接时的最大负载，即为设备的新建速率。

在测试过程中可以通过Avalanche的运行监控页面来查看是否所有的连接都建立成功。即Unsuccessful项和Aborted项为0。如图2所示：

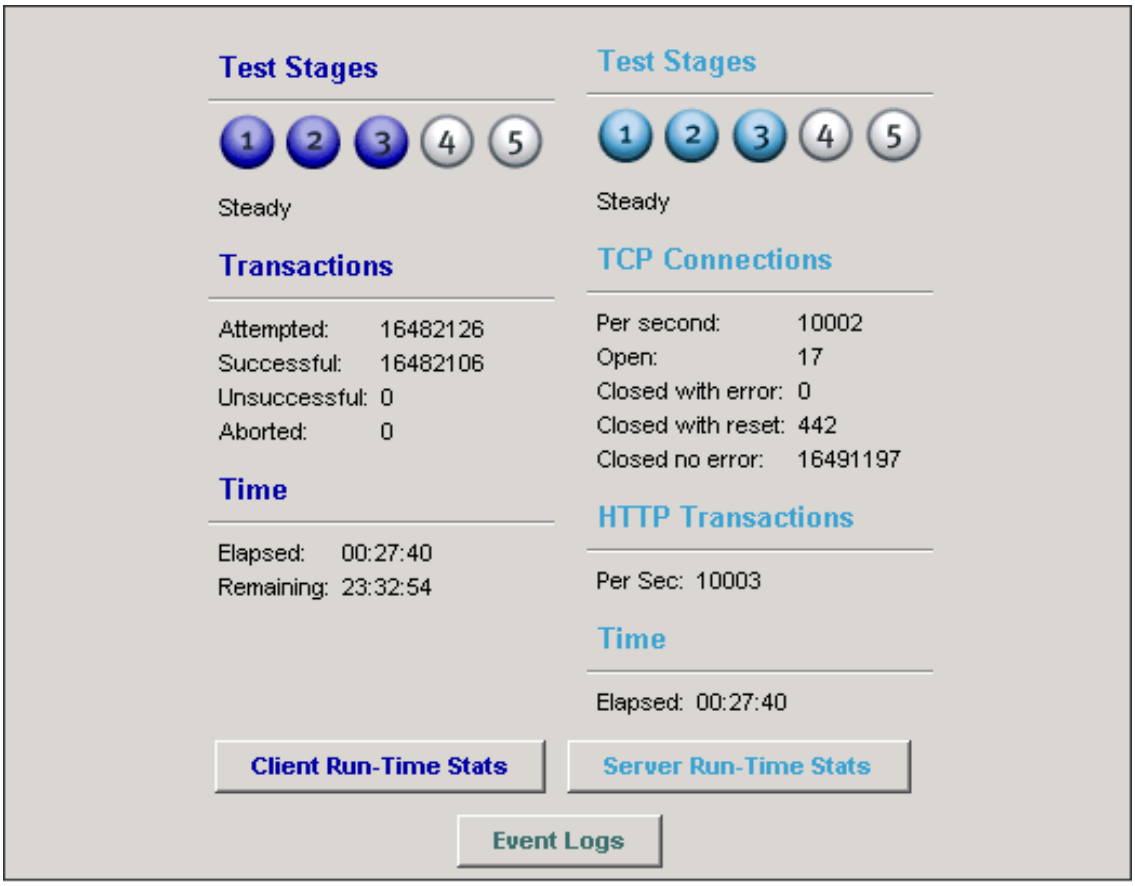


图2 连接状态统计图

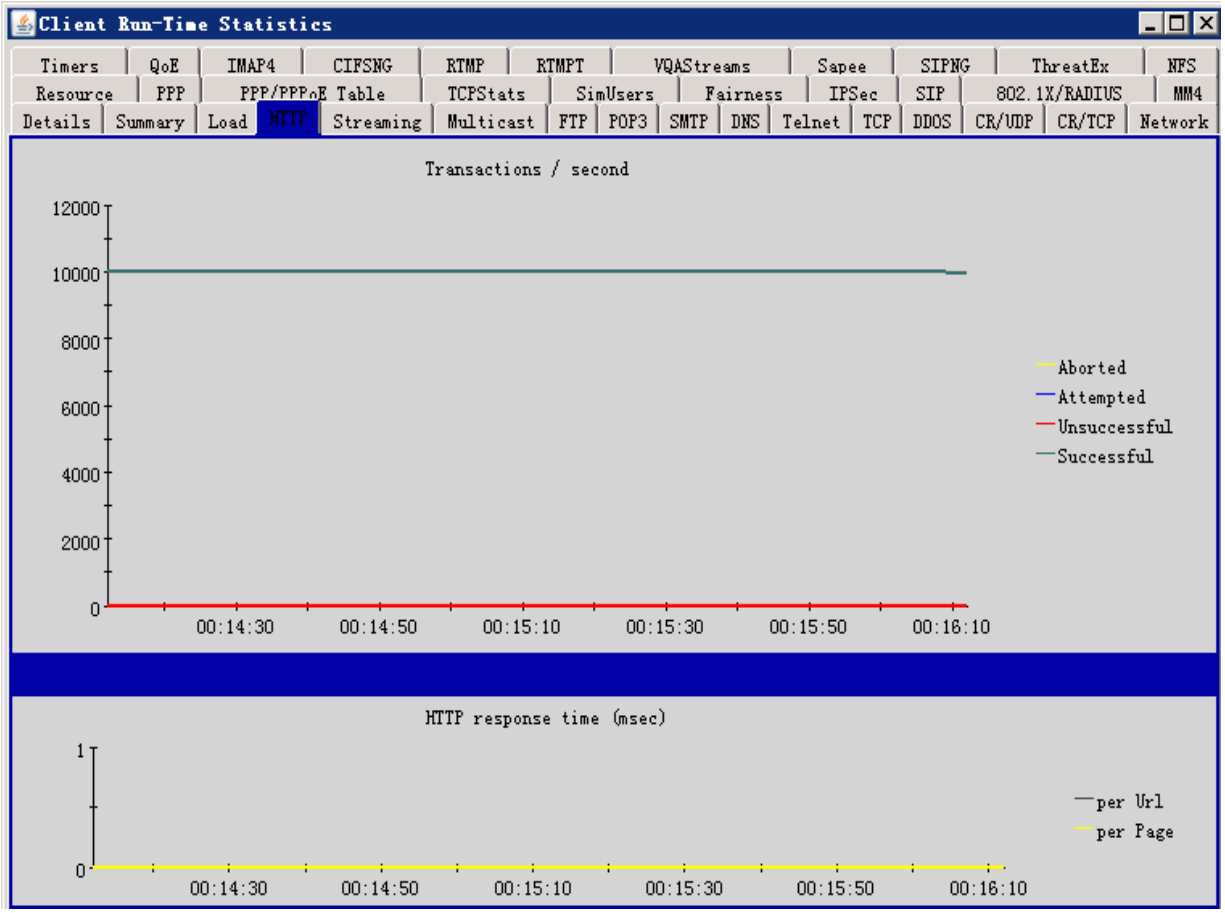


图3 HTTP新建速率曲线图

并发连接数测试

并发连接反映了被测设备维持多个会话的能力，即会话表的容量。一般来说，它是和测试条件紧密联系的。比如，测试时采用的传输文件大小就会对测试结果有影响，如果在传输中应用层流量较大，被测设备将会占用较多的系统资源去转发数据报文，导致无法处理新请求的连接，引起测试结果偏小；又例如在测试过程中使用较大的新建速率，被测设备又会占用较多的系统资源去处理新建请求，从而导致测试结果与理想值有误差。所以没有测试条件而只谈并发连接数是难以断定的，从宏观上来看，这个测试的最终目的是比较不同设备的“资源”，也就是说处理器资源和存储资源的综合表现。

会话并发连接数是指穿过被测设备的主机之间或主机与被测设备之间能够同时维持的最大会话连接总数。会话并发连接的测试采用折半查找的方法逐渐调整数据流数，直到得出被测设备的最大会话并发连接数。

【主要配置】

1. 被测设备：

设置地址池，为确保大量会话能够成功建立，应该设置一个较大的地址池。

```
nat address-group 2 120.0.0.100 120.0.0.200
#
    acl number 3000                    //匹配所有报文
        rule 0 permit ip
#
Interface GigabitEthernet0/2
   port link-mode route
   nat outbound 3000 address-group 2      //在G0/2下启用NAT
   ip address 120.0.0.1 255.0.0.0
```

2. 测试仪:

在测试并发连接的过程中，主要通过调整客户端的新建速率负载和服务器端的响应延时来测得在没有失败连接情况下的最大并发连接。由于高新建对设备的处理压力大，一般采用较小的新建速率和较长的时延来进行测试。例如某款设备，厂商给出的会话新建速率和并发连接值分别为1万和50万。在测试时我们就可以将测试仪客户端的负载设置为5000cps或1000cps，当新建速率为5000cps时，在不拆除连接的情况下，设备会在100秒内并发达到50万并发，因此可以将延时预设置为100秒。

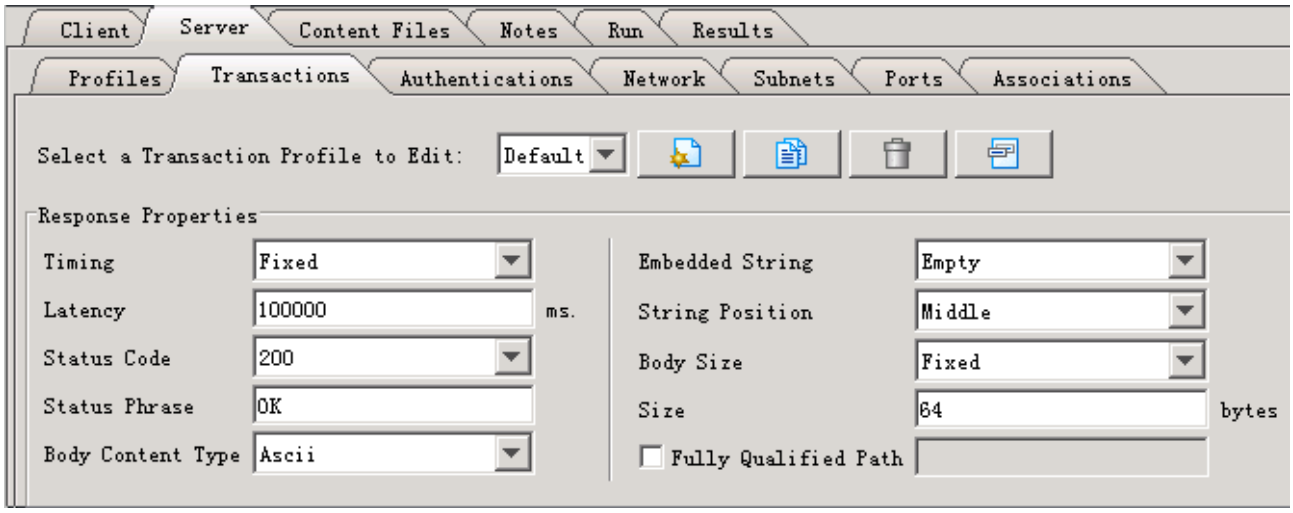


图4 服务器端参数设置

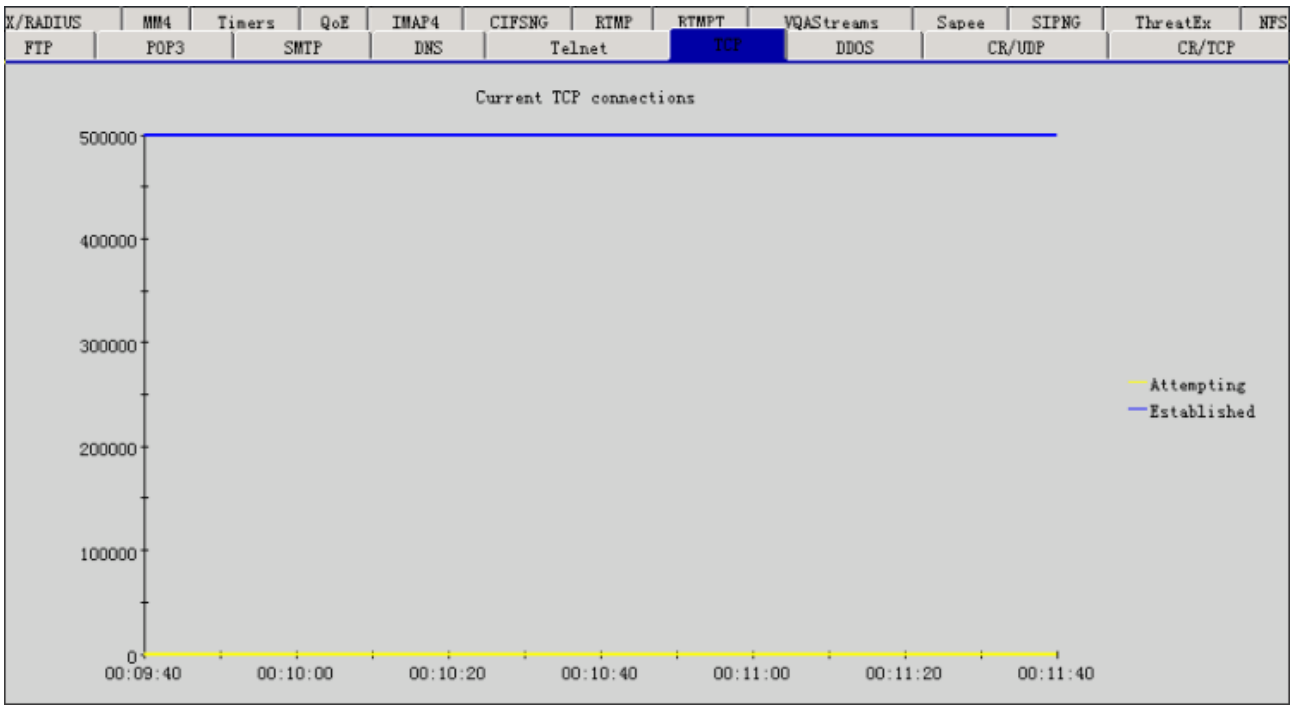


图5 设备并发连接曲线图

吞吐量测试

吞吐量是指在没有帧丢失的情况下，设备能够承受的最大速率。采用折半查找的方法来测试设备的性能，具体如下：在测试中以一定速率发送一定数量的帧，并计算被测设备传输的帧。如果丢包率为0（或者小于指定的可接受值），那么就将发送速率提高到‘当前值与最大值的中间值’，并将最小值大小更新为当前值的大小。（例:当前是40%，最大是100%，那么下一个应该测试70%）。如果丢包率不为0（或者大于指定的可接受值），那么就将发送速率降低到‘当前值与最小值的中间值’，并将最大值大小更新为当前值的大小，逐渐调整发送速率直至满足没有帧丢失时的最大发送速率，得出最终结果。这项测试用来确定NAT设备在接收和发送数据包而没有丢失情况下的最大数据传输速率，是测试NAT设备在正常工作时的数据传输处理能力。

对于NAT设备的吞吐量测试可以采用两种方法，使用四七层测试仪测试双向吞吐量和使用二三层测试仪测试单向吞吐量。对于二三层单向流测试，由于设备处理简单，对设备的压力小，往往可以得到一个较高的性能值。而对于四七层吞吐量测试，由于设备在处理连接新建、拆除、维护状态机等上消耗了一定的资源，对设备的压力较大，测出的性能值一般低于二三层测试方法所得的值，但是四七层模拟的流量更接近用户的真实环境，因此得出的吞吐量也就更加真实。

四七层吞吐量测试：

通过Avalanche来模拟HTTP应用，通过同时调节客户端的新建速率大小和服务器端的Body Size大小来找到最大吞吐量。在测试时将服务器端的延时设置为0，减小并发给设备带来的压力。Size的大小可以从64字节到29200字节甚至更高，一般测试的都为大包的吞吐量，当然我们也可以通过调整客户端和服务器端网络设置中的TCP MSS参数来测试设备各种数据帧长的吞吐量。另外，还可以通过调整客户端Action中HTTP GET和POST的动作来控制流入流出方向的流量比例。

二三层吞吐量测试：

对于设备的二三层吞吐量测试主要指在各种帧长满负载单向（Unidirectional Traffic）UDP数据包情

况下的稳定性表现。

【主要配置】

1. 被测设备基本配置：

```
nat address-group 2 120.0.0.100 120.0.0.200
#
    acl number 3000                    //匹配所有报文
        rule 0 permit ip
#
Interface GigabitEthernet0/2
   port link-mode route
   nat outbound 3000 address-group 2      //在G0/2下启用NAT
   ip address 120.0.0.1 255.0.0.0
```

2. 在SmartBits Port1构造如下报文发往SmartBits Port2

```
Protocol：UDP
Source ip: 110.0.0.100
Source port:1024
Destination ip:120.0.0.100
Destination port :1025
报文长度：分别测试64, 128, 256, 512, 1024, 1280, 1518字节
报文发送速率：采用折半查找法逐渐调整报文发送速率
```

ALG处理能力测试

由于NAT设备会对一些协议报文进行特殊处理，在测试NAT设备性能时需要对ALG应用进行单独的测试。这里以FTP应用为例，设备需要在TCP三次握手建立连接后，对FTP控制通道中的报文进行解析，得出数据通道的信息并做出相应的转换后才能保证FTP数据的正常传输。测试中采用FTP主动模式进行测试，测试方法同HTTP新建连接测试。

【主要配置】

1. 测试仪：

配置基本同上面的HTTP新建测试中的配置，注意的是将FTP业务设置为主动模式。

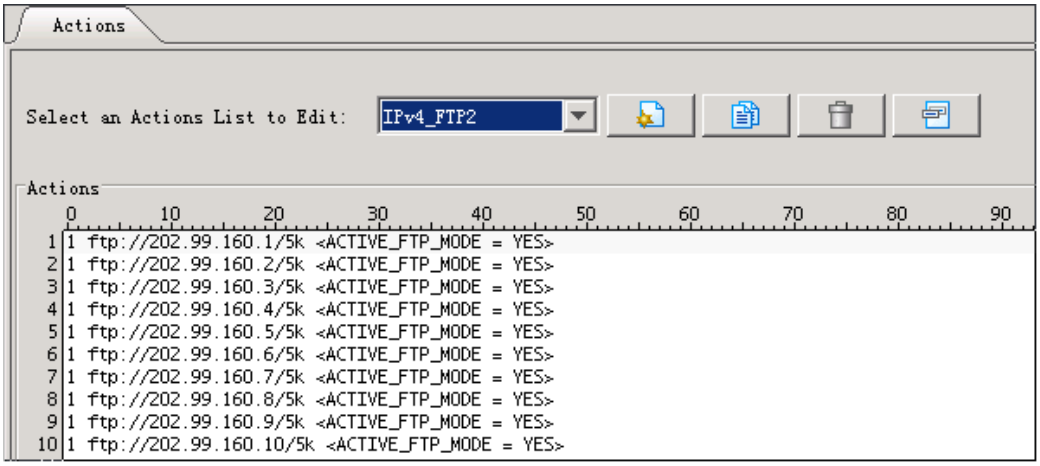


图6 FTP Actions配置

关联表容量测试

对于某些业务的并发性能，还需要由关联表表项大小来决定，一种简单的方法是采用QQ协议，即目的端口为8000的UDP流量进行测试。可以使用SmartBits来构建测试流量。

【主要配置】

1. 被测设备：

设置会话老化时间，将FTP应用的老化时间设置为最大值

```
application aging-time qq 100000        //设置FTP应用的老化时间为最大值
#
Interface GigabitEthernet0/2
  port link-mode route
  nat outbound 3000 address-group 2      //在G0/2下启用NAT
  ip address 120.0.0.1 255.0.0.0
```

2. 测试仪:

在Port1构造如下报文发往Port2，单向流

Protocol：TCP

Source ip: 110.0.0.100 ~？（测试过程中采用折半查找法逐渐调整IP范围）

Source port:1024

Destination ip:120.0.0.100

Destination port :8000

报文长度：512字节

报文发送速率：1000pps(依具体情况调整，不大于设备能承受的最大连接速率)

小结

NAT设备性能测试的重点是在流量的构建及参数的设置上，怎样调整参数让设备得到一个更高的性能值是测试中的关键，因此在测试过程中应该做好每次参数设置及测试结果的详细记录，由于一次测试的偶然性，在测试中应该进行多次测试取平均值，这样的结果更加准确。■

主办单位：H3C测试中心
策　　划：刘　宇　陈旭盛　　杜祥宇
主　　编：陆宇翔
本期编委：李永波、夏青、曾劼、耿加申、田园、田浩博

往迹浸复湮，来径遂芜废——晋·陶渊明

测试中心
TESTCENTER