

HMIPv6 中 MAP 提前选取的宏移动管理机制

邓亚平, 喻林峰

DENG Ya-ping, YU Lin-feng

重庆邮电大学 计算机学院, 重庆 400065

College of Computer Science and Technology, Chongqing University of Posts & Telecommunications, Chongqing 400065, China

E-mail: yulingfeng_456@163.com

DENG Ya-ping, YU Lin-feng. HMIPv6 macro-mobility management scheme based on MAP selected beforehand. Computer Engineering and Applications, 2009, 45(22): 86-89.

Abstract: To improve the performance of inter-domain handoff in mobile IP, this paper proposes a macro-mobility management scheme. It's a new scheme based on MAP selected beforehand. MN can select the new MAP in terms of the routers advertisements when MN moves into EAR which belongs to the old MAP region. CN can deliver the data through two MAPs. At the same time, the new MAP will buffer the arrived packages, which can deduce the latency of the inter-domain handoff and the loss of the packages.

Key words: Mobility Anchor Point(MAP); Edge Access Router(EAR); two paths; macro mobility

摘要: 为了提升移动 IP 域间切换的性能, 提出了基于 MAP 的提前选择的宏移动管理方式。在这种方式下, 移动主机在移动到旧的 MAP 边缘路由器(EAR)上时, 根据收到的路由公告消息提前进行 MAP 的选择; 对端节点可以通过两个 MAP 进行转发数据, 同时利用在新选择 MAP 处缓存到达的分组, 可以有效减少域间切换带来的延迟同时也降低了分组的丢失。

关键词: 移动锚点; 边缘接入路由器; 双路径; 宏移动

DOI: 10.3778/j.issn.1002-8331.2009.22.029 **文章编号:** 1002-8331(2009)22-0086-04 **文献标识码:** A **中图分类号:** TP393

随着无线通信发挥越来越重要的作用, 为移动终端设备提供移动性支持变得十分必要。为满足节点在改变网络拓扑时维护路由可达以及持续原有通信连接的需要, 移动 IP^[1]应运而生。随之而来也产生了许多问题。移动主机从一个子网向另一个子网移动过程中, 网络拓扑的变化会造成用户数据的分组丢失, 而移动性检测以及重新配置新的转交地址会产生很大的分组延迟。上述问题都对移动 IP 的整体性能产生了很大的影响。

针对上述问题, 移动 IP 的两类重要扩展 FMIP^[2]和 HMIPv6^[3]也相应提出。FMIP 利用了二层触发的思想, 通过使用二层触发通知三层切换来加快切换的速度, 避免了层间独立带来的时延。而分层思想则是为了把用户的行为限制在域内, 由区域内的功能服务器负责节点在分层域内移动时的位置映射从而降低位置管理消息在分层域外消耗的费用。在一定程度上也减少了切换延迟。尽管如此, 分层的思想同时将用户的移动分成了宏移动和微移动^[4-5]。目前提出了大量解决关于移动 IP 微移动的解决方案, 但对宏移动的解决仍然要利用基本移动 IP 协议, 因此在宏移动方式下还是存在延迟和分组的丢失问题。

在 HMIPv6 的基础上提出了一种基于移动锚点(Mobility Anchor Point, MAP)提前选择的宏移动管理机制。在 HMIPv6 情况下, 移动用户都要先移出当前的 MAP, 然后在新的接入路

由器上根据收到的 MAP 信息进行新的 MAP 选择; 该文中, 在移动主机移动到边缘路由器上时, 提前进行了新 MAP 的选择, 在原来 MAP 域的同时加入新的 MAP 域。在这种 MAP 提前选取的方式下, 可以将域间移动变成域内的方式, 而且通过引入了缓存以减少分组的丢失。

1 MAP 提前选取的宏移动管理机制

HMIPv6 发生域间切换过程时, 移动节点(Mobile Node, MN)从一个域切换到另一个域时, 需要先移动到新的 MAP 域, 然后向 HA 和通信节点(Correspondent Node, CN)注册自己的转交地址, 由于采用了基本 MIP 协议进行这个过程, 所以存在较大的延迟和分组丢失。提出的管理机制就是解决域间切换的延迟和分组丢失问题的。这里要求 MN 在移动过程中, 旧的 MAP 域边缘接入路由器(Edge Access Router, EAR)上能接收到相邻 MAP 的路由公告消息。因为在进行 MAP 的提前选择之前, 必须获得相关的 MAP 通告消息才能进行选取。

这里通过在 EAR 上提前进行 MAP 的选择算法, 选取将要移动到的 MAP 域, 在两个 MAP 上绑定本地转交地址(on-Link Care of Address, LCoA)。这样可以使得在 MN 还没有移出旧的 MAP 之前(还在 EAR 内), 同时又在向新选取的 MAP 绑定当前的 LCoA, 形成了从 CN 到 MN 的分组可以通过两条路径到

作者简介: 邓亚平(1948-), 教授, 硕士生导师, 主要研究领域为计算机网络与通信、网络信息安全; 喻林峰(1983-), 男, 硕士研究生, 主要研究领域为计算机网络与通信。

收稿日期: 2008-04-28 **修回日期:** 2008-07-22

达,而在 HMIPv6 方式下只能通过一个 MAP 转发到达。

1.1 基于 MAP 提前选取机制

以图 1 的拓扑结构为例,其中接入路由器(Access Router, AR)AR1、AR2 属于 MAP1 而 AR3、AR5 属于 MAP2, 在进行 MAP 的选择时这里采用简单的 MAP 选择算法。MN 从 AR1 向 AR3 移动,在 MAP 提前选取机制下的工作过程有如下几步:

(1)MN 移动到 EAR(AR2)时,此时接收到来自 MAP1、MAP2、MAP3 的代理通告消息;

(2)根据所收到的代理通告消息,判定是否还在当前旧 MAP 域(如 MAP1),若在则同时启动新 MAP 的选择算法选取将要移到相邻的新的 MAP 域(如 MAP2 域);

(3)算法结束后,MN 会发送带有 E bit 扩展位的绑定更新消息到 MAP1、MAP2 绑定当前的 LCoA,在 HA(Home Agent)、CN 上绑定对应于 MAP1、MAP2 的 RCoA1、RCoA2。此时,MN 属于两个 MAP 域,形成了 CN 向移动接点发送数据的双路径方式;

(4)当 MN 仍在 EAR 时,CN 可同时向 MAP1、MAP2 发送数据。MAP2 将数据缓存起来而 MAP1 则转发到 MN,这里采用了动态的机制;

(5)当 MN 移出 EAR 到 AR3 时,此时属于 MAP2 内的域内移动通过 MAP2 转发数据,因此在这种方式下始终保持域内移动的状态;

(6)MAP2 接收并且缓存数据,当 MN 移动到 AR3 时完成切换时,便将缓存的数据发送到 MN。

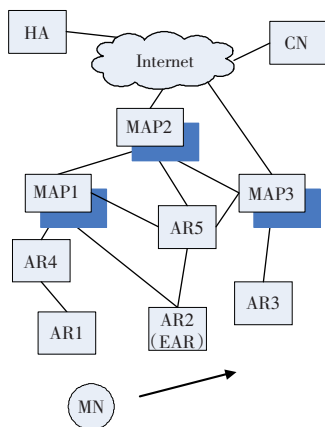


图 1 MN 从 AR1 经由 EAR 向 AR3 移动

1.2 双路径方式和缓存机制

MN 在 AR 间移动,当 MN 移动到新的 AR 上时首先会判断是否到达 EAR,如果进入到 EAR 收到了来自相邻 MAP 的路由器公告消息,于是提前启动 MAP 的选择算法,选择出新的 MAP 域。此时,算法完成的同时发起绑定更新消息(Binding Update, BU),MN 加入两个 MAP 域。不仅将 LCoA 绑定到了两个 MAP 域,而且要将两个区域转交地址(Regional Care of Address, RCoA)绑定到 HA、CN。这里绑定更新消息会通知新 MAP 在完成绑定后会缓存到达的分组,相应的旧 MAP 继续转发到达的数据,保持通信的持续性。为了与正常绑定消息区别,在预留字段中对 BU 消息增加了一个 E bit 字段(见图 2),MAP2 收到该绑定消息后会根据需求启动缓存机制以及转发机制等。

由于 MN 绑定了两个 MAP,在移动过程中从 CN 发出的分

A H R D M E						Reserved	Sequence Number
							LifeTime
Sub-Option							

图 2 绑定更新消息的扩展

组会分别到达两个 MAP 域,这样在移动过程中,既可以通过旧的 MAP 接受分组同时也可以通过新的 MAP 接收相应的分组,这样形成了一种双路径的方式。在双路径方式下,可以根据 MAP 的负荷强度通过一定的控制机制动态的选择接收来自两个 MAP 的分组。当旧的 MAP 超过负荷时,便通过新的 MAP 来进行转发;新的 MAP 超过负荷也可以通过旧的 MAP 来转发。这样也可以很好地防止出现 MAP 负荷过重出现的失效问题,提高网络的稳定性。

图 3 是单路径方式和双路径方式的对比。可以看出,在双路径工作方式下,CN 在 MAP1、MAP2 两个 MAP 间进行动态选择,可以通过 MAP1 或 MAP2 进行数据的转发。在正常(单路径)方式下只能通过单一 MAP 转发,CN1 和 CN2 必须分别通过 MAP1 和 MAP2 来进行转发,这样一旦失效或负荷过重则会造成数据的丢失,影响网络性能。

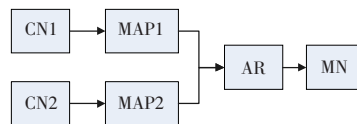


图 3(a) 单路径方式

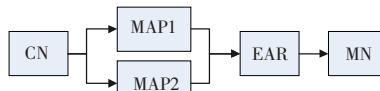


图 3(b) 双路径方式

在 MAP 节点上,一旦成功绑定了新的 MAP 后,新的 MAP 就可以进行数据的转发同时将数据缓存起来。当 MN 从 EAR 向新 MAP 域的其他接入路由器移动时可以看作域内移动,只需要向新 MAP 注册转交地址即可。在新的 MAP 上开启缓存解决了数据的丢失问题,在移动过程中将数据缓存起来,当绑定更新完成后就可以将数据转发给 MN。而旧 MAP 在 MN 还在 EAR 范围内时继续转发到达的数据,因为 MN 虽然加入了新的 MAP 但仍然属于旧的 MAP 域。

1.3 MAP 选择算法

MAP 选择算法对切换性能有很大的影响,文献[2]中 HMIPv6 采用了简单 MAP 选取算法。与 HMIPv6 不同的是这里虽然是根据收到 MAP 公告消息进行实施选择算法,但却是在与旧的 MAP 相邻的 MAP 间进行选择,忽略在旧的 MAP 内的 MAP 消息,因为此时都属于旧 MAP 下的域内移动。根据该方案的特点对 HMIPv6 中算法作了简单扩充,算法如下:

- (1)移动节点接收 MAP 选项,从中忽略掉旧的 MAP 域内的 MAP 通告消息,并构造 MAP 列表;
- (2)根据距离将 MAP 按照降序排列,如果距离相同则按照优先级排序,优先级高的在前面,如果距离和优先级均相同则再按照生命期进行排序,生命期长的在前面;
- (3)计算自己的移动速度,并根据移动速度确定自己的类型;
- (4)根据自己的类型在 MAP 列表中按照先后顺序选择 MAP。

2 性能分析

2.1 开销分析

(1) 绑定更新开销

u_h : HA 处理绑定更新的开销;

u_j : AR 处理绑定更新的开销;

u_g : MAP 处理绑定更新的开销;

C_{hg} : HA 到 MAP 的绑定更新开销;

C_{fg} : MAP 到 AR 的绑定更新开销;

C_{fm} : MN 到 AR 的绑定更新开销;

N : MAP 下的 AR 个数;

M : MAP 下的 EAR 的个数。

由于移动主机移动到 EAR 上时会发起两次绑定更新消息将 LCoA 绑定到两个 MAP, 同时又在 CN、HA 上绑定 RCoA, 所以当 MN 移动到 EAR 上时应该区别对待, 绑定开销存在两次 LCoA 的绑定和一次 RCoA 的绑定更新消息(见图 4)。

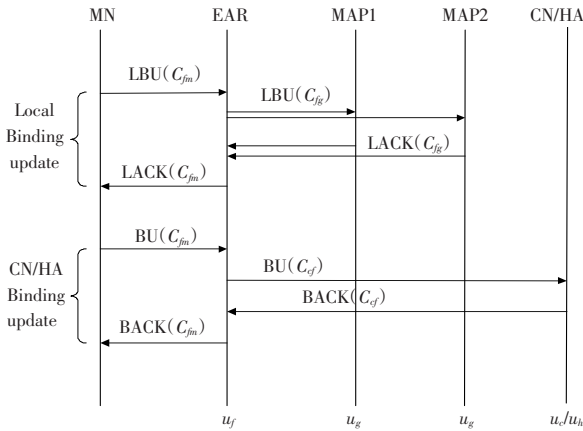


图4 绑定更新过程

设数据包的传输代价与源节点、目的节点之间的距离 d 成正比, 比例因子用 δ 表示; 在无线链路上的传输代价为 δ 的 m 倍, 设从一个子网移动到另一个子网的概率相等, 则移动到边缘路由器上的概率为 $p=M/(N-1)$, 则有:

$$C_{hg}=\delta\times d_{hg}, C_{fg}=\delta\times d_{fg}, C_{fm}=m\times\delta$$

$$Cr=2[u_j+C_{fm}+C_{fg}]+u_g=2[(d_{fg}+m)\times\delta+u_j]+u_g \quad (1)$$

$$Ce=2[C_{fm}+2C_{fg}+u_g+2u_j]=2[(2d_{fg}+m)\times\delta+u_g+2u_j] \quad (2)$$

$$C_h=2[C_{hg}+u_g]+u_h=2[\delta\times d_{hg}+u_g]+u_h \quad (3)$$

MIP 的绑定更新开销为: $C_{LU}=\sum_i C_{h_i}$

方案的绑定开销 C_{LU} 包括了在边缘路由器上的开销和其他路由器上的开销总和, 为:

$$C_{LU}=\sum_i pCr_i+\sum_j ((1-p)Ce_j+C_h) \quad (4)$$

则单个路由器上的平均开销 C_w 为:

$$C_w=\frac{\sum_i pCr_i+\sum_j ((1-p)Ce_j+C_h)}{N} \quad (5)$$

Ce_j 表示 MN 切换时在边缘路由器上的绑定更新开销, Cr_i 表示 MN 其他路由器上的开销。

(2) 分组传递开销

u_c : CN 的分组处理开销;

u_g : MAP 的分组处理开销;

T_{cg} : 从 CN 到 MAP 的分组传送开销;

T_{gm} : 从 MAP 到 MN 的分组传递开销。

分组传递开销 C_{PD} 为:

$$C_{PD}=u_c+2u_g+T_{cg}+2T_{gm}=u_c+2u_g+\delta\times d_{cg}+2\delta\times d_{gm} \quad (6)$$

总开销等于位置绑定更新开销与分组传递开销的和:

$$C_{total}=C_{LU}+C_{PD} \quad (7)$$

2.2 仿真及分析

采用 NS2.31 进行模拟实验, 图 5 是在该方案下测试的简单拓扑结构图。MAP1 域内有两个 AR (AR1、AR2, 其中 AR2 是 EAR), MAP2 内只有 AR3。AR 通信范围为 250 m, AR 间的重叠区域为 50 m。CN 与 MN 采用了 TCP 连接进行 FTP 数据传输, 对 TCP 连接进行了观察。如图 6, MN 在第 10 s 的时候从 AR1 经由 AR2 向 AR3 移动, 在 AR2 内停留了一段时间, 40 s 的时候重新向 AR3 水平移动。可以看出, 当经过 5~6 s 的时间后, 即在 15 s 左右, MN 会移出 AR1 发生第一次切换, 这里会产生分组的延迟。

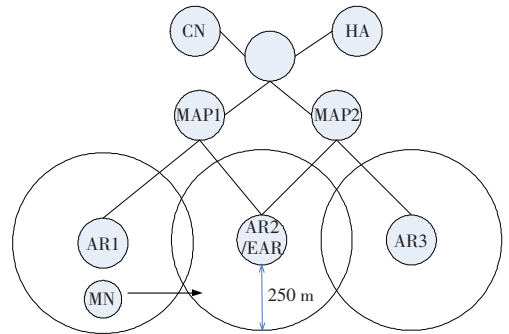


图5 网络测试拓扑图

从图 6 拥塞窗口的变化, 可以看出数据分组在两个时刻发生明显的变化。造成两次变化的原因, 是因为发生了切换形成的网络拥塞。见图 6, 在 15.048 s 的时候发生了网络拥塞, 这时 MN 从 AR1 向 AR2 切换, 这里的延迟包括二层切换和三层切换的时间; 同时在 43.8 s 的时候发生了第二次明显的变化, 此时的变化也是由于切换造成, 是 MN 在 AR2 到 AR3 之间的切换。虽然属于不同类型的切换, 两次切换在拥塞窗口中的变化并没有多大的分别。图 7 是在 MN 发生第二次切换时的接收分组序号的变化趋势图, 在 43.8 s 在这个时刻之后收到的分组是乱序的, 直到 MN 切换过程的完成。

这里发生了两次切换, 在第一次切换中, 序号 1156 到 1171 这些分组发生了较大的延迟(见图 8), 这些分组的延迟都达到了 0.4 s 以上, 最高也没有超过 0.7 s。分别对这些分组求平均值, 则它们的平均延迟为 0.546 s; 在从 AR2 向 AR3 切换时, 域间切换的情况下, 在 45.053 s 这个时刻左右的分组, 也就是序号 4261 到序号 4277 分组, 跟域内切换一样产生了延迟, 而且它们的延迟也在 0.5 s 左右, 同样求得平均值为 0.554 s。

可以看出, 虽然发生的切换分别属于域内切换和域间切换, 但是在该方式下产生的域间切换延迟跟在域内切换相差无几, 都是在 0.5 s 左右的延迟。这是因为, 在提出的方案中, 在 EAR (AR2) 上就已经加入了新选取好的 MAP2。当 MN 再向 AR3 移动的时候, 这时由于已经加入到了 MAP2 域, 就看成是在 MAP2 内的域内移动, 这跟模拟的结果是一致的。

下面在相同的拓扑下对 MIP, HMIP 和本方案进行了对比。从图 9 时延对比图中不难看出, 在无线链路不同延迟下, 将

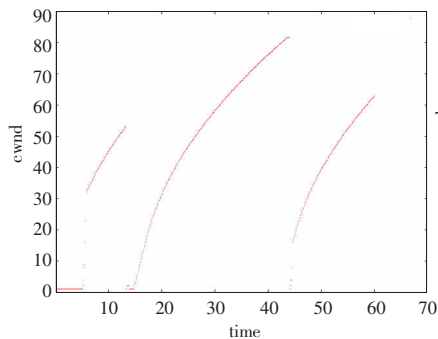


图6 TCP 拥塞窗口变化

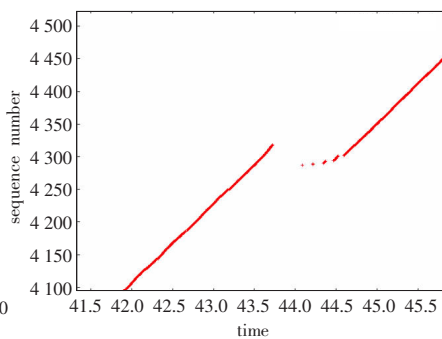


图7 AR2 切换到 AR3 的接收序号部分

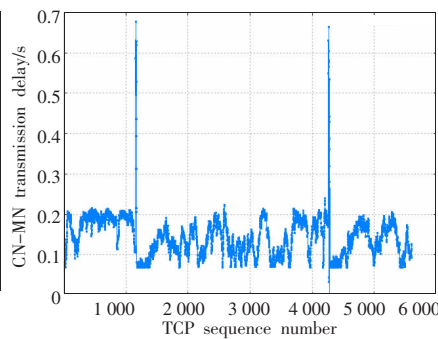


图8 端到端分组的时延

HMIP 与提出的方案切换延迟进行对比,随着无线链路时延的增大,它们平均切换延迟也逐渐增大。在 40 ms 之上,与 HMIP 对比更加明显。在 HMIP 由于发生的是域间切换,它的时延要比所提出方案要大。

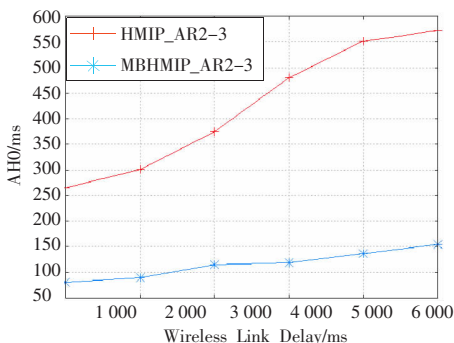


图9 时延对比图

在分析丢包现象时,采用了在 MN 与 CN 间进行 UDP 通信。仍然采用图 5 的拓扑结构,考虑 MIP、HMIP 和本方案的分组丢失。这三者的平均丢包问题跟切换的延迟有很大关系,在实际通信中考虑了链路丢包的可能。从表 1 可以看出, MIP、HMIP 的 AR2 到 AR3 切换分别产生了平均 7 和 8 左右的分组丢失数量,而本方案只有平均 1 左右的分组丢失。这是因为本方案由于使用双路径和缓存的机制,其从 AR2 向 AR3 移动时,平均分组丢失要比其他两类要低。

表 1 平均丢包数对比

	MIP	HMIP	本方案
AR1 到 AR2	7.6	2.4	2.5
AR2 到 AR3	7.5	8.2	1.2

3 结束语

采用了将 MAP 选择算法提前到 MN 还没有移出旧的 MAP 之前进行,选择出相邻的最优的 MAP。经过选取,MN 在

切换过程中同时处于两个 MAP 域,形成了双路径方式,提高了 HMIPv6 中域间切换性能。

由于在提出的方案中,需要在 EAR 收到相邻 MAP 的通告消息才能进行 MAP 的提前选取,当没有收到相邻的 MAP 通告消息,仍然回到了基本 HMIPv6 方式。所以在以后的工作中,希望能够提出一种不依赖路由器通告消息而进行提前选取 MAP 的更完善的方案。

参考文献:

- [1] Perkins C, Johnson D. RFC 3775 Mobility support in IPv6[S]. IETF, 2004.
- [2] Soliman H, Castelluccia C, El-Malki K, et al. RFC4140 Hierarchical mobile IPv6 mobility management[S]. IETF, 2004-12.
- [3] Koodli R. RFC4068 Fast handovers for mobile IPv6[S]. IETF, 2005-07.
- [4] Das S. IDMP: An intra-domain mobility management protocol for next generation wireless networks[J]. IEEE Wireless Communications, 2002; 38-45.
- [5] Xie J, Akyildiz I. A distributed dynamic regional location management scheme for mobile IP[C]//IEEE INFOCOM, 2002: 1069-1078.
- [6] Huang C M, Hsu T H, Chiang M S. A Dynamic Forwarding Point (DFP) control scheme for fast handoff[C]//33rd EUROMICRO Conference on Software Engineering and Advanced Applications, SEAA 2007, 2007.
- [7] Woo M. Performance analysis of mobile IP regional registration[J]. IEICE Trans Communications, 2003, E86-B(2).
- [8] Costa X P, Moreno M T. A MIPv6, FMIPv6 and HMIPv6 handover latency study: A analytical approach[C]//IST Mobile & Wireless Telecommunications Summit 2002, Jun 2002.
- [9] Pack S, Kwon T, Choi Y. A mobility-based load control scheme at mobility anchor point in hierarchical mobile IPv6 networks[J]. IEEE Communications Society Globecom 2004, 2004.
- [10] Helmy A, Jaseemuddin M, Bhaskara G. Multicast-based mobility: A novel architecture for efficient micromobility[J]. Selected Areas in Communications, 2004, 22(4): 677-690.

(上接 85 页)

- [3] DoD 5200.28-STD Trusted computer system evaluation criteria[S].
- [4] ITSEC. Information technology security evaluation criteria[S].
- [5] CTCPEC. The Canadian trusted computer product evaluation criteria version 3.0e[S].
- [6] CC. Information technology security evaluation common criteria[S].
- [7] Vraalsen F, den Braber F, Hogganvik I, et al. The CORAS tool -

- supported methodology for UML-based security analysis, STF90 A04015[R]. Norway: Sintef, 2004.
- [8] SINTEF.COMA[EB/OL]. http://www.sintef.no/content/page1_5665.aspx.
- [9] Saaty T L. The analytic hierarchy process [M]. New York: McGraw-Hill, 1980.
- [10] 穆成坡, 黄厚宽, 田盛丰, 等. 基于模糊综合评判的入侵检测报警信息处理[J]. 计算机研究与发展, 2005(10): 1679.