

摘 要

IPv4 协议发展至今已有三十余年的历史,在这三十年中可以说它取得了巨大的成功,且被证明是技术成熟的、容易实现且具有良好互操作性的网络协议。但随着 Internet 越来越广泛的应用,快速增长的 Internet 连接要求和语音、数据、图像、视频、多媒体等不断增加的新业务的出现,使得 IPv4 网络的固有缺陷造成了地址空间缺乏、路由表急剧膨胀、缺乏对移动和网络服务质量的支持等一系列问题,其中一个最突出问题是 IPv4 地址空间耗尽问题。

解决 IPv4 地址空间耗尽问题的方法主要有两种:一种是设计全新的 IP 协议,另一种是在 IPv4 的基础上打补丁。IPv6 协议虽然能给互联网带来更多的地址资源,但是如果用 IPv6 来替代现在所有网络和节点中运行 IPv4,那么这些网络中所有的节点和主机都必须升级,这是一件不可能在一夜之间完成的事情,IPv4 打补丁的方法只能在某些网络中运用,并不能很好的解决 IPv4 的不足。

基于以上观点,本文提出一种新的 IPv4 的运用,本方案是将 IP 寻址方式与 E.164 编码方式融合从而产生一种新的寻址方式。这种新的寻址方式既不影响现行的 IP 网络与 E.164 网络的正常运行,又能解决 IPv4 的地址资源即将耗尽,IP 分配不均等问题,而且能发挥 E.164 寻址方式的优势,简化路由表,使数据流动更为合理,减轻网络负担。本文首先分析了 IPv4 网络协议的特点,并针对 IP 编址原则和 E.164 编码思想进行了研究,从而提出了 IP 与 E.164 寻址方式融合,然后设计了融合地址和融合路由方案,并对此新方案的思想以及路由规则进行分析。最后在 NS-2 仿真平台上的仿真结果表明,此融合路由算法是可行的,并且能够避免路由迂回,提高网络利用率。

关键词: IPv4, IPv6, E.164, 寻址方式

Abstract

IPv4 protocol has been more than 30 years of history. In the 30 years it has achieved tremendous success. And it had been proven which was a maturity of the technology easy to implement and has a good network interoperability protocol. However, as the increasingly wide range of applications of Internet and the rapid growth of Internet connectivity request, and speech, data, image, video, multimedia and other growing new business there caused the inherent defects of IPv4 network make address space exhaustion and routing table rapid expansion and other issues.

There are mainly two ways to solve the problem of IPv4 addresses space exhaustion: design a new IP protocol or repair IPv4. To resolve the IPv4 address space exhaustion routing table explosion, network management and other problems. EITF issued IPv6. It belongs to the first method. For the same purpose, the private IP address, DHCP, NAT and other new ways to use the IP address belongs to the second method. IPv6 protocol can bring more Internet address resources, but if you are using IPv6 to replace all the IPv4 nodes in the network, all of the network nodes and the host must be upgraded. It is impossible to be completed in one day. Repair IPv4 only can be used in some network, and can not resolved IPv4 shortcomings.

Based on the above point, this paper presents a new IPv4 use. This project is a new project which convergence IP addressing modes and E.164 coding and creating a new addressing mode. The new addressing modes can neither affect the existing IP network or the E.164 network. It can solve the problem of IPv4 addresses will be depleted and the unequal distribution of IP issues. This paper analyzes the characteristics of the IPv4 network protocol at first. Then presents IP and E.164 addressing mode convergence discuss IP addressing principle and E.164 coding and design convergence address and convergence routing then analysis this new program and routing rules. At last the result on the NS-2 shows that convergence of routing algorithm is feasible and to avoid circuitous routing, and improve network utilization.

Key words: IPv4, IPv6, E.164, Searching Address

第一章 绪论

1.1 研究背景

目前的全球因特网所采用的协议族是 TCP / IP 协议族^{[1][2][3]}。IP 是 TCP / IP 协议族中网络层的协议，是 TCP / IP 协议族的核心协议。目前 IP 协议的版本号是 4(简称为 IPv4)，是“互联网协议第四版”，发展至今已经使用了 30 多年。经过多年的发展和完善，IPv4 被证明是技术成熟的、容易实现且具有良好互操作性的网络协议，可以说它取得了巨大的成功。IPv4 的地址位数为 32 位，也就是有大约 43 亿个地址。近十年来由于互联网的蓬勃发展，快速增长的 Internet 连接要求和语音、数据、图像、视频、多媒体等不断增加的新业务的出现，当前的 IPv4 网络的固有缺陷已经造成了地址空间缺乏、路由表急剧膨胀、缺乏对移动和网络服务质量的支持等一系列问题，为解决这些问题，EITF 发布了 IPv6^[4]，私有 IP 地址^[5]、DHCP^[6]、网络地址转换(NAT)^[7]等新的 IP 地址使用方法等。

60 年代末，Internet 在美国诞生的时候，只是作为美国军方的一个研究项目，并未考虑民用或日后将有大量的设备接入网络。在 80 年代末，人们估计将来只会十万个网络接入 Internet^[6]。IPv4 根据所支持的网络数和主机数的不同，又将地址分为 A、B、C、D、E 这几类^[9]。由于对互联网发展的速度估计不足，在互联网的初期，人们认为地址空间非常充裕，因此往往一个公司或大学就能获得一个 A 类或 B 类地址。但是随着互联网的发展，移动上网和信息家电等新应用的出现，对 IP 地址的需求也呈指数级的增长。虽然人们认识到 IPv4 地址资源有可能不足之后，采取了 CIDR^[10]、VLSM^{[11][12]}、私用 IP 地址^[13]，以及网络地址转换(NAT)^[14]等补救措施，但终究无法根本解决 IPv4 地址匮乏的问题。但是这些技术引入以后，将 IPv4 地址分配曲线放缓了 10 年。过去曾经有多次预测 IP 地址将在上世纪末或本世纪初分配穷尽，但都没有成为事实。这是因为，Internet 不断采纳吸收新的技术，况且 Internet 本身非常具有弹性。但是情况任然不容乐观，2002 年 8 月中国电信的沈军在一篇文章中报告，根据统计，亚太地区最近六个月的地址消耗率为 3.43 个 B 类地址/月，且这个数字呈逐月上升的趋势。目前全球可用地址已经不足半数，据专家估计，按现在的消耗速度，网络地址分配数每 12 个月增加一倍，各类地址即将分配完^[15]。

无论是悲观或是乐观的预测，IPv4 地址空间的分配用尽都是在不久的将来我

们必须面对的一个事实。IPv4 地址空间的不足已经成为引入新的 IP 协议的最直接原因。另外, Internet 还面临着如下主要问题, 由于 IPv4 的地址分级结构不完善而使得路由表膨胀, 以及由于地址紧缺而导致的地址分配机构分配的地址比较分散, 使得各级路由器的路由表难以很好地聚合, 路由表的路由条数在不断的增长。现在全球路由表有近 23 万条^[16], 比三年前几乎翻了一倍。庞大的路由表使得路由器在寻路时的负载剧增和工作效率大大降低。从 Internet 主干路由器 BGP 转发表(FIB) 长度变化历史趋势可以看到, 转发表长度从 1989 年的不足 1000 条, 几乎线性地增长到 98 年的 5 万条, 然后急剧地增长到 2005 年末的 25 万条^[17]。而且网络管理变得越来越复杂, 随着 Internet 的不断扩张, 越来越多的主机接入 Internet, 而 IPv4 难以实现节点自动发现和地址自动配置等功能, 给网管理带来了巨大的压力。而 IPv4 在 70 年代末设计的时候不可能预见到所有这些因素。

现在流行的 IPv6 是下一版本的互联网协议, 也可以说是下一代互联网的协议, 它的提出最初是因为随着互联网的迅速发展, IPv4 定义的有限地址空间将被耗尽, 地址空间的不足必将妨碍互联网的进一步发展。为了扩大地址空间, 完善 IPv4 的诸多不足, 从而产生了 IPv6 协议。IPv6 采用 128 位地址长度, 几乎可以不受限制地提供地址。按保守方法估算 IPv6 实际可分配的地址, 整个地球的每平方米面积上仍可分配 1000 多个地址^{[18][19]}。

虽然 IPv6 是在 IPv4 的基础上发展而来的, 但是两者并不兼容, 如果用 IPv6 来替代现在所有网络和节点中运行的 IPv4, 那么这些网络中所有的节点和主机都必须升级, 在大部分网络环境中, 从 IPv4 到 IPv6 必须通过一些复杂的机制进行互通, 并且 IPv4 网络已经投入了大量的资金, 不可能在短时间内更换 IPv6 设备, 这需要投入大量的人力与财力, 所以用 IPv6 替换 IPv4 这是一件不可能在一夜之间完成的事情, 而是一个长期的、渐近的过程。

而基于 IPv4 打补丁的方法 CIDR、私有 IP 地址、DHCP、网络地址转换(NAT) 等只能适用于某些特定的场合, 只是一些增加现有 IP 地址使用率, 并没有在实际增加 IP 地址。所以这些方法并不能彻底解决 IP 地址匮乏的问题。

因此, 寻找一种新的寻址方式, 变得现实而又有意义。本文提出的融合寻址方式能够提供足够的 IP 地址, 缓解路由迂回, 提高网络利用率, 并且实现简单, 只需简单添加少部分软硬件, 不需要大规模更换设备, 就能运用到现行的 IPv4 网络中。本融合方案是一次对 IP 地址设计的大挑战, 需要在尽量兼容现行的 IPv4 网络的基础上按照 IP 编址原则拓展 IP 地址, 同时还要考虑到路由表不能因为 IP 地址的增加而过度膨胀的问题。此问题是 IP 寻址设计中的一大难题, 本文主要是提供一种思路, 是一种前沿的、探路性的研究。

1.2 研究现状

解决 IPv4 地址不足, 以及路由表膨胀等一系列问题的方法大致可以分为两类, 一类在 IPv4 的基础上打补丁, 如 CIDR、VLSM, 私用 IP 地址等。另外一类就是 IPv6 协议。早在 90 年代初期, 互联网工程任务组(Internet Engineering Task Force, IETF)就开始着手下一代互联网协议(IP-the next generation)的制定工作。IETF 进行了征求新的 IP 协议的呼吁, 并且公布了新的协议需要实现的主要目标:

- 1) 支持几乎无限大的地址空间
- 2) 减小路由表的大小
- 3) 简化协议, 使路由器能更快地处理数据包
- 4) 提供更好的安全性, 实现 IP 级的安全
- 5) 支持多种服务类型, 尤其是实时业务
- 6) 支持多目传送, 即支持组播
- 7) 允许主机不更改地址实现异地漫游
- 8) 支持未来协议的演变
- 9) 允许新旧协议共存一段时间
- 10) 支持未来协议的演变以适应底层网络环境或上层应用环境的变化
- 11) 支持自动地址配置

为解决上述问题, IETF 在 1995 年发布了 IPv6。由于 IPv6 与 IPv4 的互操作多数老的网络设备上还难以实现, IPv6 尚未获得原来预期的广泛应用。Internet 的体系结构从 1969 年 Internet 的雏形诞生以来, 到 1982 年采用 TCP/IP 协议族, 直到今天, 始终是不不断变化, 演进的。ACM SIGCOMM 等关于网络研究的会议上每年都有非 IPv6 体系结构的网络方面的文章发表。尽管已经发布了 IPv6 协议, 对 Internet 体系结构改进的其它模型仍然不断被提出。

Yang 在 ACM SIGCOMM03 的文章^[20]提出一种新的 Internet 路由架构(NIRA)。NIRA 提供给终端用户选择数据包需要穿越的 SIP 网络的能力。文章探索了用户如何发现路由, 路由的动态状况是否满足他的要求, 如何有效地表示路由等问题。NIRA 使用一种层次的, 以提供者 as 根的寻址方案, 这样, 域层次上的路由可以有效地用一对地址表示。在 NIRA 中, 每个用户维护提供通行服务的提供者的拓扑信息。源按需检索宿的拓扑信息并与自己的拓扑信息组合来发现端到端的路由。这个路由发现过程保证每个用户不必知道 Internet 的整个拓扑。

Clark 等人在 ACM SIGCOMM03 的文章^[21]介绍了一种新的网络架构概念, AFRA(Forwarding directive Association and Rendezvous Architecture), 定义了一个非

常具有一般性和灵活性的抽象模型, 该模型将终端系统的名字与网络地址解耦(decoupling)。该文探讨了 AFAR 的意义, 以及能够从 AFAR 派生的架构实例的范围。作为例子, 文章概述了一个派生架构, M-AFRA, 该架构支持一般的移动性和多域(multiple realms)网络寻址。

Crowcroft 等人在 ACM SIGCOMM03 的文章^[22]和 Peterson 等人在 2005 年的文章说明了未来的 Internet 应该采用多样化(Pluralism)的协议体系。现在的 Internet 架构对于未来的情况是不足的已经成为广泛共识, 如, 地址空间短缺、移动性和非通用的连接等情况。并且情况会随着无线, ad-hoc 传感器网络的普及而恶化。Corwcroft 等人提出一种互连网络架构, Plutarch。Plutarch 包容现有的 Internet 架构, 但让网络异质性(heterogeneity)显式化。

Stoica 等人在 ACM SIGCOMM02 的文章提出^[23]一种基于 overlay 的 Internet 间接基础架构(Internet indirection infrastructure)。在这种架构中, 不是将数据报直接发送到目的地址, 每个数据报与一个标识符关联, 用这个标识符来传递数据报。这种间接发送将发送与接受过程解耦, 可以有效地支持广泛的通信服务。

Ramasubramanian 等人在 ACM SIGCOMM04 的文章指出^[24], 因为现有 DNS (Domain Name System)的结构缺陷, 名字解析较慢并且易受拒绝服务攻击, 并且不支持快速更新。提出一种新的名字服务, 合作式 DNS(CoDNS), 通过主动缓存支持高性能查询, 通过自动负载平衡防止拒绝服务攻击, 以及快速更新。

Ratnasamy 等人在 ACM SIGCOMM05 的文章^[25]指出, Internet 架构需要改变是一个广泛的共识, 指出什么因素使 Internet 可以演化, 以及通过微小的修改就可使现在的 Internet 成为可以演化的。

上述工作说明, 即使是在 IPv6 发布十余年后的今天, 非 IPv6 体系结构的 IP 网络协议研究仍然是活跃的, 有价值的, 本文的研究主题即是一种非 IPv6 体系结构的新的寻址方案。

1.3 论文结构

本文所做的工作是非 IPv6 体系结构的 IP 网络协议研究, 是对 IPv4 协议中 IP 地址分配方式的一种改进, 主要是用 E.164 编码思想将 E 类 IP 地址扩充。并对扩充后的 IP 地址的路由寻址方式进行研究设计, 并且在 NS-2 仿真平台上对设计结果进行仿真实验。最终的研究目的是实现能让扩充后的融合地址不影响其他各类地址运用, 并且不更换过多硬件就能实现在 IPv4 网络上运用。由于此地址扩充方案融合了 E.164 编码思想, 能将 E.164 编码方式的优势继承, 所以也达到扩充了 IP 地址却又相对简化了路由的目的。

本文的总体结构大体分为四部分：第一部分为理论研究，主要包括第一至第二章；第二部分为协议研究及设计方案，主要包括第三至第四章；第三部分为仿真实验，主要包括第五章；最后第六章是总结全文。具体内容安排如下：

第一章：绪论，首先简单介绍了融合寻址方案的研究背景及研究现状，接着阐述了本文要研究和解决的问题。

第二章：IPv4 协议研究。详细介绍了 IP 体系结构、IP 地址分类以及当今 IP 地址的分配现状，并且对 IP 地址匮乏进行了研究。

第三章：融合寻址方案的总体设计。该部分首先介绍了 IP 编址的原则，以及 E.164 编码方式，分析其主要优点。然后概述了 IP 路由技术，其中详细分析了 IP 路由技术中的寻址技术，在此基础上提出融合寻址方案的主要思想，以及融合寻址方案的总体设计方案。

第四章：融合寻址方案的详细设计。该部分首先分析了 E 类地址的可用性，随后对融合地址以及融合路由方式进行设计，提出融合路由算法，最后对此融合方案的优势进行分析。

第五章：基于 NS-2 的融合寻址方案的仿真。该部分首先阐述了 NS-2 仿真工具的特点，然后分别对固定节点数和动态节点数的融合路由模型进行仿真。最后对仿真实验的结果进行分析。

第六章：总结及未来的工作。总结全文，分析并指出下一步研究的重点，以及需要进一步改进的工作。

第二章 IPv4 协议研究

2.1 IP 体系结构

IP (Internet Protocol)协议是 TCP / IP 协议族中两个最重要的协议之一。IP 协议是以信息包为基础的分层通用组网协议,其作用是将网络中不同计算机上的应用程序进行通信,它位于 OSI 七层模型中的网络层^[26]。与 IP 协议在同一层中配套使用的还有三个协议:地址解析协议 ARP (Address Resolution Protocol);逆地址解析协议 RARP (Reverse Address Resolution Protocol);Internet 控制报文协议 ICMP (Internet Control Message Protocol)。IP 协议通过计算机网络交换数据、处理寻址、分割、拼接及协议信号分解。IP 协议是所有其他 IP 协议套件的基础,作为网络层协议,IP 包含寻址和控制允许数据报 (datagram)传递的信息。在 IP 协议栈中,传输层提供了两种选择,即 TCP 和 UDP。前者是一种可靠的传输协议,而后者是一个更为基本的协议,只提供多个应用程序之间的“多路分用”。两个传输协议都把应用程序的数据认为是“不透明”的。在传输层之下就是 IP 层。IP 传送 TCP 片段或者 UDP 数据报,也是把数据作为不透明的数据进行处理,不用知道 TCP 或者 UDP 的任何操作,和所传送的数据。IP 数据报由 IP 包头和高层传输数据协议组成。当 IP 实体需要通信时,它们将使用任意数量的低层子网技术来完成所需操作。各种媒体使用路由器进行互连,这些子网都有自己内部的地址格式和帧格式。有些子网技术既有头字段也有尾字段,而有些只用一个头来封装 IP。IP 地址是网络中的一个重要的概念,包括 IPv4(Internet Protocol Version 4)的缩写地址和 IPv6(Internet Protocol Version 6)地址。现在我们通常所说的“IP 地址”指 IPv4 地址。IPv4 协议规定,每个互联网上的主机和路由器都有一个唯一的 IP 地址以互相区分和互相联系。只有有了 IP 地址后,网络中的主机才能向别的主机发送数据信息,也才能接收别的主机发送过来的数据信息。地址的结构使我们可以在互联网上很方便地寻找某台主机并和它进行数据交换,这才能成为互联网,充当人们之间信息交流和沟通的媒介。因此 IP 地址构成了整个 Internet 的基础,是互联网中的一个最基本也最重要的资源。

并且 IPv4 采用基于类别的编址方式,将 IP 地址分为 A、B、C、D、E 五类,并且每个 IP 地址都包括两个部分:网络地址和主机地址,它们合在一起使终端能够得到唯一而精确的标识。IPv4 的这种编址方式是在 Internet 发展早期缺少数据的

基础上建立起来的。因此这种体系结构本质上更合理，而不是实用。这种缺陷使得各类地址有着巨大的差别，C 类规模的网络提供 255 个主机地址。但是与其相邻的 B 类地址却提供 65535 个主机地址，B 类规模的网络和 A 类网络之间的差别就更大了；A 类网络 16774215 个不同的主机地址^[11]。而三种主要的地址种类（A、B 和 C）之间的巨大差异导致了潜在的低效率和浪费。

2.2 IPv4 地址分类

IP 地址构成了整个网络的基础，网络上的每台计算机都依靠各自唯一的 IP 地址来标识，依靠这唯一的 IP 地址互相区分和相互联系。通过 IP 地址就可以访问到每一台主机，IP 地址由 4 部分数字组成，每部分数字对应于 8 位二进制数字，各部分之间用小数点分开，如某一台主机的 IP 地址为:61.132.138.147。IP 地址分为公共地址与私有地址两类。公有地址(Public address)由 Inter NIC (Internet Network Information Center 因特网信息中心)负责管理^[14]。这些 IP 地址分配给注册并向 Inter NIC 提出申请的组织机构，同时由工 Inter NIC、APNIC、RIPE 三大网络信息中心具体负责 IP 地址分配，通过它可以直接访问因特网。私有地址 (Private address)属于非注册地址，专门为组织机构内部使用，且不唯一，所以在不同的内网内可以重复使用。

IP 地址由 4 部分数字组成，每部分数字对应于 8 位二进制数字，各部分之间用小数点分开。8 位二进制数取值为 00000000-1111111(二进制数)，使用十进制数表示则值为 0-255。

IP 地址中的二进制数与十进制数的转换非常简单,用二进制数的每一位乘以 2 的 N 次方，N 是相应的位，将各位结果相加得到的就是相应的十进制数。

见下表 2.1 所示，二进制数 01010011 的十进制数便是
 $0\times27+1\times26+0\times25+1\times24+0\times23+0\times22+1\times21+1\times20=64+16+4+1=85$ 。

表 2.1 二进制与十进制的转换

0	1	0	1	0	0	1	1	01010011（二进制数）
128	64	32	16	8	4	2	1	2 的 N 次方
0+	64+	0+	16+	0+	0+	4+	1+	85（十进制）

每个 IP 地址被划分为两个部分：网络地址(Network Address)和节点地址(Node Address)^[9]。网络部分负责表示主机所在的逻辑网络区域，主机部分表示某网络上特定主机的主机号。当 IP 数据包在网络中传递时，首先是 IP 地址的网络地址起主导作用，路由器通过识别 IP 地址的网络部分为 IP 数据包进行路由操作。在数据包到达了目的网段以后，就必须通过 IP 地址的节点地址寻找具体的接收主机。

IP 地址分为 A、B、C、D、E 五类，其格式如表 2.2 所示：

表 2.2 IP 地址的分类

	第一个八位	第二个八位	第三个八位	第四个八位
A 类地址	网络位	主机位	主机位	主机位
B 类地址	网络位	网络位	主机位	主机位
C 类地址	网络位	网络位	网络位	主机位
D 类地址	多点广播	-	-	-
E 类地址	研究使用	-	-	-

在这五类地址中，A、B、C 类地址是可以在互联网上使用的 IP 地址，支持单播通信，且这三类地址各有一部分被用作了私有地址。私有地址是不可以在互联网上单独使用的。D 类地址支持多播，在一个多播通信中，一个单独的源发生一个数据报给多个目标方。E 类地址是试验用的，表 2.3 给出了每类 IP 地址的范围：

表 2.3 IP 地址的范围

地址类	范围	网络数量	每网段主机数	类型
A	0.0.0.0-127.255.255.255	126	16777214	单播
B	128.0.0.0-191.255.255.255	16368	65534	单播
C	192.0.0.0-223.255.255.255	2096896	254	单播
D	224.0.0.0-239.255.255.255	-	-	多播
E	240.0.0.0-247.255.255.255	-	-	实验性

A 类 IP 地址是指第一个八位字节为网络地址，剩余的三个八位字节为节点地址，其范围是 0.0.0.0-127.255.255.255，用于 126 个网络，但是 IP 地址中每个字节都为 0 的地址，即 0.0.0.0 对应于当前主机，不能传送，而 127.0.0.0 是一个特殊的 A 类网络，称为环回网络，这类地址是不会出现在一个主机的外部的，发送到这个网络的分组被环回并被这个主机接收。所以 A 类地址可以理解为第一个八位是 00000001-01111110 的 IP 地址。在 A 类地址中，整个 10.0.0.0 网段的所有地址都是私有地址。私有地址属于非注册地址，只能在企业或组织内部局域网上使用的 IP 地址。不过通过在企业或组织内部使用私有地址，可以不为局域网中的主机分配互联网可用的公共地址，从而节约了有限的 IP 地址。我们从 A 类地址的网络地址和节点地址可以知道，A 类地址的网段总共只有 125 个，而每个网段中却可以有 16777214(224-2)台主机，所以 A 类地址适合分配给规模特别大的网络使用。

B 类 IP 地址是指前两个八位字节为网络地址，剩下的两个八位字节为本地计算机的号码，且 B 类地址的前两位是 10，所以 B 类地址的网络号是从 128 开始，至 191 结束，即第一个八位是 10000000-10111111 的 IP 地址，其中 172.16.0.0-172.31.255.255 范围内的所有地址是私有地址。从 B 类地址的网络地址

和节点地址可以知道, B 类地址的网段总共有 16384 个, 每个网段中可以有 65534 台主机。所以 B 类网络地址适用于中等规模的网络。

C 类 IP 地址是指前三个八位字节为网络号码, 剩余一个八位字节为本地计算机的号码, 且第一个八位以 110 开头的地址, 即第一个八位是 11000000-11011111 的 IP 地址, 其中 192.168.1.0-192.168.255.255 范围内的所有地址是私有地址。从 C 类地址的网络部分和主机部分的长短可以看出, C 类地址的网段总共有 2096896 个, 每个网段中可以有 254 台主机。C 类地址数量较多, 适用于小规模的网络。

D 类地址与前三种有根本上的不同。这种地址空间并没有遵守前面三种 IP 地址所遵循的约定, 是第一个八位以 1110 开始的 IP 地址, 它是多播 IP 地址, 其工作方式多播方式, 即点对点, 点对多个, 点对广播。所谓多播作用域就是该作用域所分配的 IP 地址只能为 D 类 IP 地址, 其范围为 224.0.0.0-239.255.255.255, 不包括全 0 和全 1 网段, 在多路广播操作中没有表示网络或主机的位。

E 类地址已经定义好了, 是第一个八位以 11110 开始的 IP 地址, 但是 IETF 将它保留下来作为自己的研究和其他还不可知的用处。因此, E 类地址确实存在, 但是它们并没有在 Internet 中发放使用。这类地址从 240.0.0.0-247.255.255.255 结束。

2.3 子网划分及子网掩码

对于拥有较多 IP 地址的 A 类、B 类网络, 在逻辑上可以进一步将网络划分为若干小的网络部分, 每一部分称为子网(subnet)。子网划分可以缩小网络的广播域, 使本地信息在本地子网内传递, 子网之间信息的传递须经过路由器或网关来转发。子网划分的方法是将 IP 地址中主机号部分进一步划分为子网号和主机号两部分。其中, 子网号用主机号的高位部分表示, 剩余低位部分表示主机号。子网划分后, 每个 IP 地址就由网络号、子网号、主机号这三部分组成。网络号和子网号同时决定了主机属于哪个网络, 而主机号则决定了是该网络中的哪台主机。为了表示一个子网, 需要用 IP 地址和子网掩码配合来表示。子网掩码的格式和 IP 地址的格式相同, 用二进制数表示时, 对应 IP 地址中的网络号和子网号部分, 子网掩码的各位全为“1” 对应 IP 地址中的主机号部分, 子网掩码的各位全为“0”。判断两个 IP 地址是否属于同一子网的方法是: 分别将这两个 IP 地址与子网掩码进行逻辑与运算, 若与运算的结果相同, 则属于同一子网, 否则属于不同子网。如图 2.1 所示:

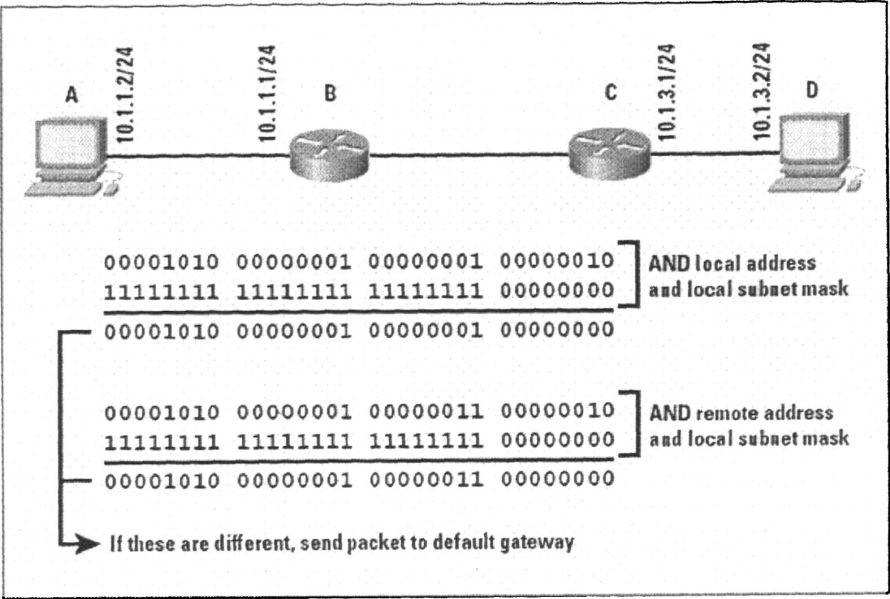


图 2.1 本地地址与本地子网掩码进行与运算

2.4 IP 地址分配现状

IP 地址等互联网资源的分配和使用上主要由美国控制。在互联网发展初期，美国一些大学和公司占用了大量的 IP 地址，例如 MIT、IBM 和 AT&T 分别占用了 1600 多万，1700 多万和 1900 多万个 IP 地址^[27]，而分配给像中国这么大国家的地址量还不如美国的两所大学。后期在 ICANN(the Internet Corporation for Assigned Names and Numbers)的分配中，负责北美地区地址分配的 ARIN(American Registry for Internet Numbers)分配的地址量也是所有 RIR 中最多的，共分配所有地址量的 6%，而负责国家和人口众多的亚太地区 and 欧洲 IP 地址分配的 APNIC(Asia Pacific Network Information Center)、RIPE 都只有 4%。由此导致一方面大量的 IP 地址被浪费，另一方面在互联网快速发展的国家如欧洲、日本和中国得不到足够的地址。最后导致互联网地址资源的极度不平衡和紧缺，IP 地址资源面临看紧缺的严峻局面。

美国现有 IP 地址 12 亿个左右，平均每个美国人有 4 个 IP 地址。中国目前约 5400 万个，大约 24 个中国人 1 个 IP 地址 (按 13 亿中国人计算)。美国人均 IP 地址是我们的 100 倍。造成 IP 地址紧缺的原因还在于 IPv4 地址技术上的两个弱点：地址空间的浪费和过度的路由负担。IPv4 的地址空间为 32 位，理论上支持 40 亿台终端设备的互联，但实际上由于互联网早期 A、B、C 类地址类型的划分，浪费了上千万的地址，特别是 B 类地址，一般来说，整个 B 类地址空间的实际利用率只能达到 10%多一点^[28]。为此亚太互联网信息中心(APNIC)等分配机构相应制定了

严格的分配政策，规定了“谨慎、聚类、公平、一致”等分配目标，以提高地址的使用效率^[29]。上述措施也都无法阻止 IPv4 地址资源的耗尽，对下一代 IP 协议中足够大的 IP 地址空间的要求已迫在眉睫。

截止到 2004 年 6 月，我国网民数量已达 8700 万，居世界第二位，但我国所申请获得的 IP 地址目前仅有 5400 万个^[30]，仅相当美国两所大学的 IP 地址拥有量，如不加以重视，将影响到我国互联网的可持续发展。我国沿用 1994 年我国互联网发展之初时的申请模式即各企业根据需求自行申请、自行分配并进行管理目前有 29 个单位直接向 APNIC 申请地址。我国现行的这种模式不利于我国互联网的长远发展表现在：

1) 获得的 IP 地址数量少，时效性差。目前各企业自行向 APNIC 申请地址，一方面由于对 IP 地址申请的认识差异较大，一次的申请数量很少，一般只能满足一时之需，难以满足长期发展需要。另一方面，由于 APNIC 的 IP 地址申请程序较复杂，要求比较严格，许多国内企业不熟悉申请程序、不善于和国外打交道，常因 IP 地址申请时间太长而延误网络的发展。

2) IP 地址申请的成本高。我国企业每年向 APNIC 缴纳的会员费最高，但获得的 IP 资源不多。据统计，截止 2003 年底，我国申请到的 IP 地址总量只占亚太地区已分配 IP 地址数的 25%，居于日本 29% 和韩国 21% 之间，而我国各成员支付 APNIC 的年费总计高达 31 万美元，远高于日本的 20 万和韩国的 7 万^[30]。针对这种情况，信息产业部提出我国在 IP 地址资源申请使用方面的思路：要从国家利益的高度，政府部门要引导和鼓励广大中小企业通过几家大的单位如 CNNIC 归口集中向 APNIC 申请 IP 地址，以便最终达到提高我国 IP 地址资源数量，降低 IP 地址资源的申请和使用成本的目的。

2.5 IP 地址匮乏研究

上面提到了，IP 地址正在迅速的减少，我们必须找到合适的办法来缓解或解决这一问题。究其地址危机的根源，我们可以把它分成以下几个原因：

第一种情况就是许多部分或组织在申请 IP 地址时，没有按照自己的需求来申请，存在着过多申请的问题，在较少的 IP 地址需求的情况下，却申请了数量相对庞大的 IP。比如一个新的组织在新建网络时，虽然当时的网络规模并不是很大，但是由于考虑到以后的发展还有扩容等情况，并不申请 C 类地址，而是申请了 B 类地址，这样就产生了大量 IP 地址浪费的情况。使原本就不多的 IP 地址大量的闲置。针对申请的地址没有充分利用，特别是过多申请 IP 地址的情况，我们的解决办法是采用 CIDR。CIDR 的全称是 Classless Inter Domain Routing^[10]，中文意思是

无类别域间路由。基本的思想就是打破了严格的 A、B、C 类的地址划分，取消了 IP 地址的分类结构，将多个地址块聚合在一起生成一个更大的网络，以包含更多的主机，允许通过网络掩码定义所需长度的网络号，相应的路由器采用“最长匹配”的原则进行选路，而不是传统选路的“精确匹配”原则。与传统的 A 类、B 类和 C 类寻址模式相比，CIDR 在 IP 地址分配方面更为高效。基本上所有最新的路由器都积极支持 CIDR，以鼓励所有用户采用 CIDR 模式。CIDR 是在 1992 年被引入的。目前来看，IP 地址中 A 类地址已经分配完毕，B 类地址已经分配得差不多了，大家所能争取的主要目标就只有 C 类地址了。

根据 RFC1466 (Gerich1993) 建议，整个世界被分为四个地区，每个地区分配一段连续的 C 类地址，通过这种方式，每个地区拥有约 3200 万的地址，另有约 3200 万的地址 204.0.0.0-223.255.255.255 保留备用。每个国家或者地区的单位或组织都想分得连续的地址。CIDR 可以把许多 C 类地址合起来作 B 类地址分配。采用这种分配多个 IP 地址的方式，使其能够将路由表中的许多表项归并成更少的数目。也就是说，CIDR 可以使用户根据实际需求申请相应数量的 C 类地址，然后通过掩码的使用，将申请所得的 C 类地址聚合成一个地址块，这样就可以减小路由表的容量，使路由器能支持大规模的网络的使用。CIDR 通过合理申请 C 类地址，避免了盲目申请 B 类地址而导致的 IP 地址使用浪费。可以看出，CIDR 并没有实际增加 IP 地址的数量，只是间接的起到了 IP 地址扩展的作用。

第二种情况就是 IP 地址的现时利用率问题。我们知道我们的一般用户不会一直都在利用网络。一直占用网络来工作的毕竟是少数，大部分用户只是在需要的情况下偶尔用一下网络。那么，如果一直把一个 IP 地址固定给一台主机使用的方式必定会造成 IP 地址的现时利用率的下降，因为有可能一个具有公共 IP 地址的用户在一段较长的时间内都不会去上网。如果能有一种可以使 IP 地址使用一段有限时间的机制，在客户期限到了的时候可以重新分配这个 IP 地址，那么必定可以使 IP 地址的现时利用率得到提高。这就是动态分配 IP 地址的方式。对于普通计算机用户来说，其并不需要永久在线。在终端用户上线时，自动为其分配一个公共 IP 地址，在其下线后自动将该地址收回，并分配给其它需要的用户使用，让众多的用户共享一组公共的 IP 地址，这样的机制能大大提升这组 IP 地址的现时利用率。这样的方式就是 DHCP，全称为 Dynamic Host Configuration Protocol^[3]，中文意思为动态主机配置协议。DHCP 提供了一种动态指定 IP 地址和配置参数的机制。这主要用于大型网络环境和配置比较困难的地方。DHCP 服务器自动为终端用户指定 IP 地址，指定的配置参数有些和 IP 协议并不相关，但这并没有关系，它的配置参数使得网络上的计算机通信变得方便而容易实现。DHCP 使 IP 地址的变成了可租用的，一般情况下，对于拥有大量计算机的大型网络来说，每台计算机拥有一个

IP 地址大部分是不必要的。我们可以利用租赁的方式分配 IP 地址。租期可以从 1 分钟到 100 年不定,当租期到了的时候,服务器可以把这个 IP 地址分配给别的机器使用。客户也可以请求使用自己喜欢的网络地址及相应的配置参数。

也就是说, DHCP 定义了一种可以使 IP 地址使用一段有限时间的机制,在终端用户期限到了的时候可以重新分配这个 IP 地址。其工作方式如下图所示:

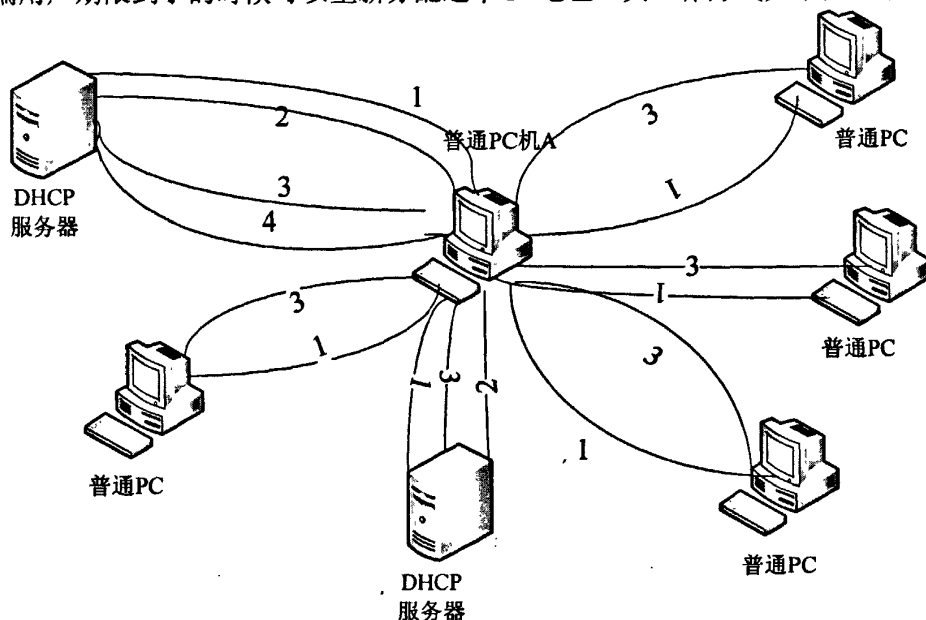


图 2.2 DHCP 工作方式

如图所示,网络中的一台普通 PC 机 A 需要一个公共 IP 地址时,首先它需要寻找 DHCP 服务器。A 以广播方式(因为 DHCP 服务器的 IP 地址对于 A 来说是未知的)发送信息来寻找 DHCP 服务器,即图中的信息 1。网络上每一台安装了 TCP/IP 协议的主机都会接收到这种广播信息,但只有 DHCP 服务器才会做出响应,如图中所示,每台主机都收到了信息 1,但是只有 DHCP 服务器做出了相应。当 DHCP 服务器接收到 IP 分配请求后,就会从自己尚未分配出去的 IP 地址里面随机挑选一个 IP 地址给 A,以信息 2 的形式发送给 A。信息 2 中包含了分配出去的 IP 地址和其他设置的相关信息。当 A 接收到该信息后,就会选择一个 IP 地址,选择的原理是先入为主,即哪个 DHCP 服务器的信息先到 A,就选择哪个服务器分配的 IP 地址。当 A 选择好 IP 地址后,会再以广播方式向网络中的所有的主机及服务器发布消息 3,该信息中包含向它所选定的 DHCP 服务器请求 IP 地址的内容,通过该方式,告诉所有的 DHCP 服务器自己所选择的 DHCP 服务器及分配得到的 IP 地址。DHCP 服务器在接收到消息 3 后,被选中提供服务的服务器便会向 A 发送一条确认信息 4,该消息包含它所提供的 IP 地址和其他设置的确认信息,告诉 A 已经可以使用它所提供的 IP 地址了,然后 A 便将其 TCP/IP 协议与网卡绑定,另外,未被选中的 DHCP 服务器将收回曾经提供的 IP 地址,以满足接下来其它 PC 机提出的 IP 地

址请求。以后每当 A 重新登录网络时,就不需要再发送寻找 DHCP 服务器的消息 1 了,而是直接发送包含前一次所分配的 IP 地址的请求信息。当 DHCP 服务器收到这一信息后,它会尝试让 A 继续使用原来的 IP 地址,并回答一个确认信息。如果此 IP 地址已无法再分配给 A 使用时(比如此 IP 地址已分配给其它 PC 机使用),则 DHCP 服务器给 A 回答一个否认信息。当原来的 DHCP 客户机收到此否认信息后,它就必须重新发送消息 1 来请求新的 IP 地址,过程和上面描述的一样。通过 DHCP 方式,可以使公共 IP 地址的现时利用率得到很大的提升。通过这种方式,也就间接的让 IP 地址得到了扩展。

第三种情况就是公有地址和私有地址的转换问题。IP 地址分为公共地址与私有地址。公共地址是全球唯一的地址,并且可以在公共网络上路由找到的。私有地址是在企业或者高校等组织内部的局域网中使用的地址,根据 RFC1918^[31],私有 IP 地址如下 3 个大小不同的地址空间,可以提供给不同规模的网络使用:

1) A 类地址中,整个 10.0.0.0 网段的所有地址都是私有地址。即从 10.0.0.0-10.255.255.255 都是私有 IP 地址,共约 1677 万个 IP 地址,相当于 256 个 B 类地址或 65536 个 C 类地址。

2) B 类地址中,172.16.0.0—172.31.255.255 范围内的所有地址是私有地址,共约 104 万个 IP 地址,相当于 16 个 B 类地址,或 4096 个 C 类地址。

3) C 类地址中,192.168.1.0—192.168.255.255 范围内的所有地址是私有地址。共约 65536 个 IP 地址,相当于 1 个 B 类地址,或者是 256 个 C 类地址。

私有地址是不能单独上网路由的,不过可以重复使用。这样就带来了一个好处,如果能有一种机制,实现私有地址与公共地址的转换,让私有地址与公共地址实现多对一的映射就可以了,这样一来具有私有地址的主机也能上网了,那样就能使有限的 IP 地址得到非常大的扩容,因为私有地址是可以重复使用的,不同的单位可以使用相同的私有地址,比如现在很多的私有网络中,大部分都是使用的这种方式。这样一来,企业在布置网络时,就不必再考虑申请多少公共 IP 的问题了,只要先把私有的局域网通过私有地址先布置好,然后通过私有地址与公共地址的转换机制实现上网便可,这就是 NAT 转换机制。NAT 英文全称是 Network Address Translation,中文意思是网络地址转换,它是一个 IETF(Internet Engineering Task Force, Internet 工程任务组)标准,允许一个整体机构以一个公用 IP 地址出现在 Internet 上。NAT 是将一个 IP 地址域映射到另一个 IP 地址域,从而为终端主机提供透明路由。NAT 包括静态网络地址转换、动态网络地址转换、网络地址及端口转换、动态网络地址及端口转换、端口映射等。顾名思义,它是一种把内部私有网络地址(IP 地址)翻译成合法网络 IP 地址的技术。简单的说,NAT 就是在局域网内部网络中使用内部地址,而当内部节点要与外部网络进行通讯时,就在网关

处将内部地址替换成公用地址,从而在外部公网(Internet)上正常使用, NAT 可以使多台计算机共享 Internet 连接,所以 NAT 常用于私有地址与公用地址的转换以解决 IP 地址匮乏,这在一定程度上很好地解决了公共 IP 地址紧缺的问题。尽管 IPv6 被视作为解决 Internet 不断发展的长期解决方案,但是利用 NAT 解决方案还是有研究价值的,因为 IPv6 的推广还需要一个比预计的要长的多的过程。通过这种方案,您可以只申请一个合法 IP 地址,就把整个局域网中的计算机接入 Internet 中。这时, NAT 屏蔽了内部网络,所有内部网计算机对于公共网络来说是不可见的,而内部网计算机用户通常不会意识到 NAT 的存在。在防火墙上实现 NAT 后,可以隐藏受保护网络的内部拓扑结构,在一定程度上提高了网络的安全性。

私有地址可以用于任何形式的封闭网络,且不同封闭的网络之间可以重用所定义的私有 IP 地址空间。只要合理规划网络的划分,就可以满足网络对地址空间的需求。因此,私有 IP 地址是目前 IPv4 网络解决地址空间不足问题的主要手段, NAT 则是网络采用私有 IP 地址的支撑技术。虽然 NAT 技术可以通过私有 IP 地址复用的方式有效的扩容 IP 地址空间,但是引入 NAT 后会增加网络的处理开销,影响网络的通信性能,尤其是许多应用不能透明的穿越 NAT,直接导致了端对端通信的失败。

第四种情况,从前三种解决方案来看,都没有从根本上解决 IP 地址匮乏的问题。要想彻底解决这一问题,必须要升级 IP 的版本,加长 IP 地址长度,这就是工程组(IETF)的 IPng 工作组(IPng Working Group)提出了修改 IP 协议的建议,也就是现在的新版本 IPv6^[33]。

现在的版本 IPv4 的地址长度是 32bit,理论上总理大约是 43 亿,且能实际利用的 IP 地址更少。2007 年 3 月 2 日,在印度尼西亚召开的第 23 次亚太互联网络信息中心会员会议(23th APNIC Annual Member Meeting 2007),参加会议的中国代表、中国互联网络信息中心(CNNIC)IP 地址专家李祥建表示,一直以来,全球 IPv4 地址资源枯竭论此起彼伏,根据互联网的发展速度,全球有限的 IPv4 地址将在 2010 年左右消耗殆尽,现在 IPv4 地址数量仅剩 10 亿。而据中国互联网络信息中心(CNNIC)提供的数据显示,2012 年,中国在 IPv4 地址耗尽前还有 1.5 亿至 2.7 亿个 IPv4 地址的需求,占所剩地址总量的 20%,而且能否申请到剩余的 20%的份额,还是一个未知数。随着网络的爆炸式发展,我们已经面临着 IP 地址枯竭的问题了。根据对网络发展的预测一级地址使用率的估计,IP 地址的长度至少需要 64bit。IPv6 的地址长度为 128bit,理论上地址总量可以满足未来网络的发展需要。我国对 IPv6 非常重视, CNGI 项目即中国下一代互联网示范工程,是 2003 年启动的国家级的战略项目,该项目的主要目的是搭建下一代互联网的试验平台,IPv6 是其中要采用的一项重要技术。以此项目的启动为标志,我国的 IPv6 进入了实质性发展

阶段，目前已搭建了世界上最大的 IPv6 骨干网络。

虽然 IPv6 在地址空间上得到了极大的提升，IPv6 是在 IPv4 的基础上发展而来的，但是两者并不兼容，全面部署 IPv6 需要更新所有的网络设备和主机，需要投入大量的人力与财力，要想全面过渡到 IPv6 还需要一段相当长的时间。而且 IPv6 的本质还只是 IP 协议的一个新版本，其许多问题比如安全问题等还是需要依靠其它网络技术来支持。

2.6 本章小结

该章是本文的基础知识介绍部分，首先概述了 IP 体系结构，IP 地址可以分为 A、B、C、D、E 五类，各类 IP 地址的范围，连接的网络数，以及子网的划分，子网掩码的算法。当今 IP 地址的分配现状，由于历史的原因，美国已经占用了不少 A 类 IP 地址，因而在世界范围内，美国的 IPv4 地址是最为富有的。在不少地区担心 IP 地址不足时，美国却没有这种情况并且对 IP 地址匮乏进行了研究。而中国的网民数量居世界第二，所分配的 IP 数量却只相当于美国的两所大学。高速发展的中国对 IP 地址扩展的需要迫在眉睫。本文把 IP 地址匮乏的原因以及缓解方法归结为四种情况，第一种情况是某些机构存在着过多申请 IP 地址的问题，缓解办法是 CIDR。第二种情况就是 IP 地址的现时利用率问题，缓解办法是 DHCP。第三种情况就是公有地址和私有地址的转换问题，解决办法是 NAT，第四种情况是设计一种全新的 IP 地址，一劳永逸的解决 IP 地址匮乏的问题。

第三章 融合寻址方案设计思路

融合寻址方案是根据 IP 编址原则，研究现有 IPv4 寻址方式和 E.164 编码方式的基础上构思出来的。此方案通过扩展 E 类地址而进一步扩展 IP 地址，使之成为一种带有地理位置信息地址。融合寻址方案针对现行的 IPv4 网络提出了设计方案和路由规则，还能很好的解决地址扩展，缩短路由路径长度等相关问题。由于次方案是根据 IP 编址原则而来，所以先介绍 IP 编址原则和 E.164 编码方式。

3.1 IP 编址原则

3.1.1 结构化编址

结构化其实就是体系化、组织化，根据企业的具体需求和组织结构为原则对整个网络地址进行有条理的规划。一般这个规划的过程是由大局、整体着眼，然后逐级由大到小分割、划分的。从网络总体来说，结构化编址由于相邻或者具有相同服务性质的主机或办公群落都在 IP 地址上也是连续的，这样在各个区块的边界路由设备上便于进行有效的路由汇总，使整个网络的结构清晰，路由信息明确，也能减小路由器中的路由表。而每个区域的地址与其他的区域地址相对独立，也便于独立的灵活管理。

3.1.2 可持续扩展性

随着时间的变化，公司可能会增加或者缩小规模，缩小规模对 IP 编址影响不是很大，但如果是增加规模，原来如果没有对 IP 地址留出余量，这时网络 IP 地址的重新调整就可能比较麻烦。因此在进行初期规划时要为将来的网络拓展考虑，需要在将来可能增大规模的区块中要留出较大的余地。对于大型的网络一般都会留有备用 IP 地址。

3.1.3 合理分配公网 IP

公网 IP 是 ISP 等机构统一分配和租用的，相对私有 IP 地址，公网 IP 地址较少。因此在实际使用过程中需要对公网 IP 进行合理分配，满足需求的同时，还要

留出余量。尽量使用 NAT 技术,让多个节点共享一个或几个公网 IP,一般情况下只给提供 Web 等外部服务的计算机分配公网 IP 地址,内部网络使用私有 IP 地址,不过内部主机分配公网 IP。

3.1.4 考虑兼容

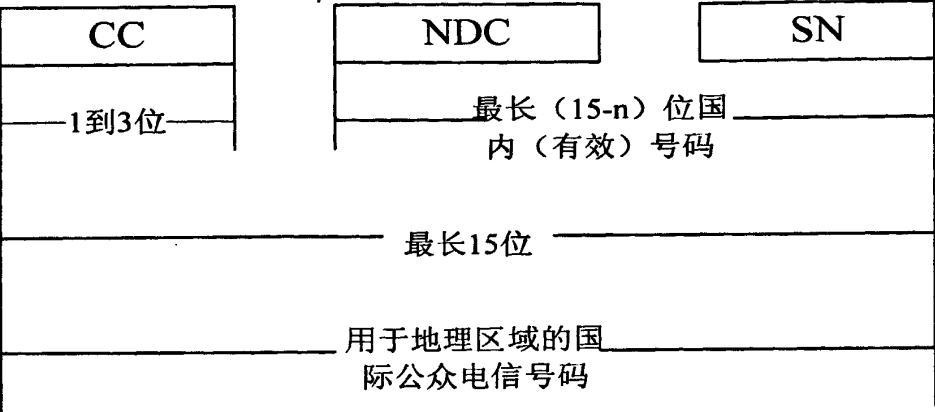
IPv6 已经开始在国内使用,预计到以后会大量使用,由于现在的 IPv4 网络正在向 IPv6 过渡,出现一段很长的 IPv4 和 IPv6 共存的时期,所以现在构建网络时应尽量考虑到对 IPv6 的兼容性,选择能支持 IPv6 的设备和系统,以降低升级过渡时的成本。

3.2 E.164 编码方式研究

随着我国电信事业的飞速发展,人们进行联系与沟通的手段越来越多,但电话仍然是目前最方便、最快捷的联络方式之一,电话号码因此成为人们最熟悉的通信联络信息。人们日常所使用的电话号码实际上是源于国际公众电信编号计划。国际公众电信编号计划是由国际电信联盟(ITU)制定,并由国际电信联盟负责管理和分配的。由于国际公众编号计划的结构和功能是在 ITU-T 建议 E.164 《国际公众电信编号计划》中规定的,因此也称为 E.164 编号计划^[34]。E.164 编号计划规定的是号码格式和结构,通常会将一串十进制数字分成几组,各组分别用于标识、选路和计费等。在 E.164 编号计划中,各组数字分别用于标识国家、国内目的地以及具体的用户。根据号码结构和用途的不同,E.164 号码可分为用于地理区域的国际公众电信号码,用于全球业务的国际公众电信号码,用于网络的国际公众电信号码,用于成组国家的国际公众电信号码和用于试验的国际公众电信号码^[35]。本文主要参考用于地理区域的国际公众电信号码。

3.2.1 用于地理区域的国际公众电信号码

用于地理区域的国际公众电信号码就是在传统电信网中常用的电话号码,它的结构如图3.1所示。



CC：地理区域国际码

NDC：目的地码(可选)

SN：用户号码

n：国家码的位数

图3.1 用于地理区域的国际公众电信号码的格式

用于地理区域的国际公众电信号码由两大部分组成，即国家码和国内有效号码。世界各国和地区都拥有自己的国家码，国家码的长度为1位到3位，例如中国的国家码为“86”，芬兰的国家码为“358”。这些国家码由国际电信联盟依据相关的原则、标准和程序进行预留、分配和回收等。相关的原则、标准和程序都在国际电联的建议中规定，而这些建议是需要获得国际电联的所有成员国一致通过的。国内有效号码部分由拥有相应国家码的国家或地区的电信主管部门分配和管理，并确定它的结构。根据建议E.164的规定，国内有效号码由两部分组成，即国内目的地码(NDC)和用户号码(SN)。国内目的地码有网号、长途区号、网号+长途区号、长途区号+网号4种方式。

根据国际电联的规定，用于地理区域的国际公众电信号码的总长度在1996年12月31日前最长是12位，此后号码总长度最长可以达到15位。我国电话网的编号计划是在1973年扬州会议基础上制定的，于1980年成为国标，即《国家通信网自动电话编号》^[36]。1995年重新修改成为部内标准GF018-95《公用电话网自动电话编号》^[37]。我国的国内目的地码采用了第一种和第二种方式，即：

1) 国家码+网号+用户号码

我国GSM 和 CDMA 移动用户的号码均采用这种结构。

2) 国家码+长途区号+用户号码

我国所有固定电话网用户的号码均采用这种结构，并且是不等位编号。长途区号的位长包括2位、3位和4位三种。当长途区号为2位时，如果本地电话号码为7位，则国内有效号码总长为9位。如果本地电话号码为8位，则国内有效号码总长为10位。当长途区号为3位时，如果本地电话号码为6位，则国内有效号码总长为9位。如果本地电话号码为7位，则国内有效号码总长为10位。

3.2.2 电话网中的路由技术

在许多国家网络采用了等级制的网络结构。在一些大的国家，如我国和美国均采用等级网络，将交换中心分为五级，最高的一级为 C1，其次顺序为 C2、C3、C4 和 C5。C5 是末端局，也是本地电话局，C4 是长途末端局。图 3.2 即使这种网络结构的示意图。这种等级性结构随着直达路由的增多和路由群的扩大正在像扁平化发展，例如中国 C1 已经基本消失，C4 也在消失中，使得 C3 成为长途末端局。

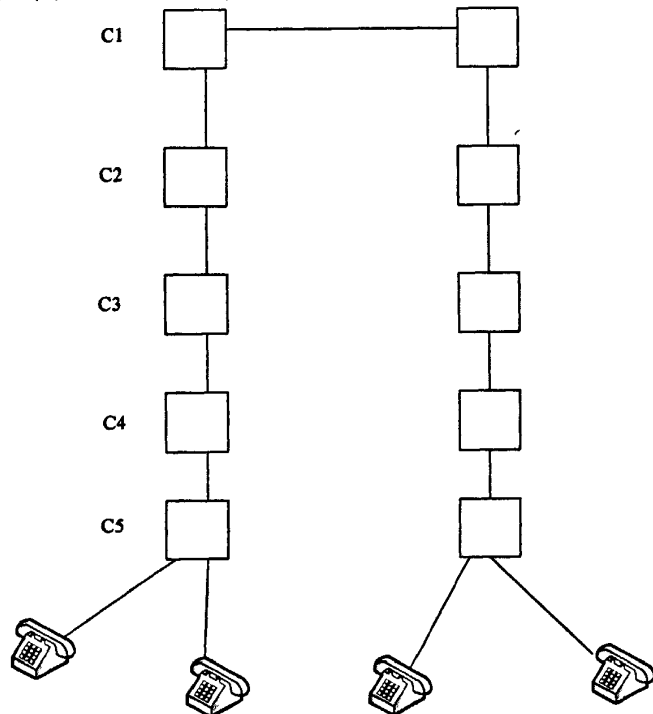


图 3.2 有五个等级的电话网络结构

电话网络中广泛采用的选路方式是一种称为“自动迂回”的路由选择方式 (Automatic alternative routing)。一般在任何两个长途末端局 C4 之间存在多个路由，这些路由可以分为三种：直达路由、迂回路由和基干路由。将两个长途末端局直接连在一起的路由称为直达路由。在图 3.3 中，先在“主叫”所在的 C1 辖区内逐级上行，到“被叫”所在的 C1 辖区后在逐级下行的路由称为基干路由。迂回路由则可由一个通达“被叫”用户所在地某上级局的直达路由再加上一至多段基干路由段连接而成的路由。例如在图 3.3 中，A 是主叫，B 是被叫，图中的路由 0 即是它们之间的直达路由。迂回路由有多个选择：由电路段 1 和 6 组成的路由为迂回路由的第一选择；电路段 2、5、6 组成的路由为迂回路由的第二选择；电路段 3、4、5、6 组成的路由为迂回路由的第三选择。“自动迂回”路由选择的规则是：首先选择直达路由，如果直达路由繁忙，就改选迂回路由中的第一选择，如果它也繁忙，就选第二选择。如果全部迂回路由都繁忙，最后选择基干路由。如

果基于路由也繁忙，那么用户 A 就只有听到“忙音”了。

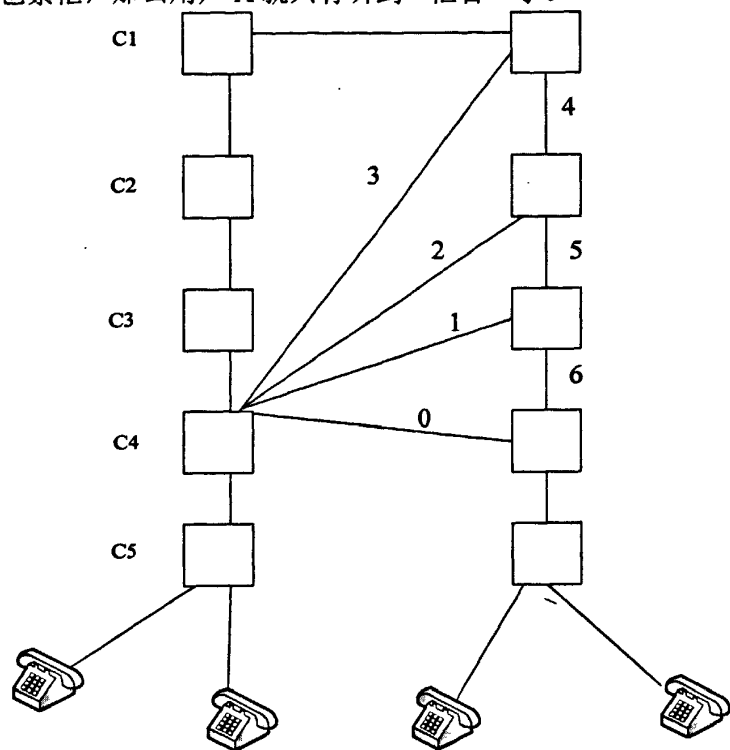


图 3.3 可能的迂回路由

3.2.3 E.164 寻址方式的主要优点

地址中包含地理位置信息，有利于简化路由表，E.164 编码方式中普遍应用的用于地理区域的国际公众电信号码由两大部分组成，国家码和国内有效号码，这种利用地理位置作为划分标准的编码方式，编码结构好，容易进行路由聚合，业务属性能够由编码标识，有利于简化路由表，加快寻址速度。其次，不同终端可以使用同一号码，有利于个人通信的实现。同一个 E.164 号码可以在不同终端上使用，不需要与终端绑定。户只需携带其个人通信号码就能利用任何个人通信设备进行通信。这种只需鉴别个人的身份方式正是个人通信的要求。有成熟的信令技术，有利于 IMS 及 FMC 的实现，我国电话交换网发展时间相对较长，具有成熟的信令技术，目前我国采用的公共信道信令是中国 7 号信令，7 号信令速度快，具有提供大量信令的潜力，具有改变和增加信令的灵活性，便于开放新业务，有利于 IMS 及 FMC 的实现。

3.3 IP 路由技术

IP 网络中的路由选择是由路由设备完成的。路由器通过执行一定的路由协议，为 IP 数据报寻找一条到达目的主机或网络的最佳路由，并转发该数据报，实现路由选择。路由器把需到达网络的网络号保存在路由表中，路由表中保存着子网的标志信息、网上路由器的个数和下一个路由器的名称等内容。路由表可以由系统管理员固定设置好的，也可以由系统动态修改；可以由路由器自动调整，也可以由主机控制。当一个 IP 数据报被路由器接收到时，路由器先从该 IP 数据报中取出目的站点的 IP 地址，根据 IP 地址计算出目的站点所在网络的网络号，然后用网络号去查找路由表以决定通过哪一个接口（线路）转发该 IP 数据报。根据 TCP/IP 协议，路由器的数据包转发具体过程是：网络接口接收数据包，这一步由网络物理层处理，即把经编码调制后的数据信号还原为数据。根据网络物理接口，路由器调用相应的链路层功能模块以解释处理此数据包的链路层协议报头。这一步处理比较简单，主要是对数据完整性的验证，如 CRC 校验帧长度检查。在链路层完成对数据帧的完整性验证后，路由器开始处理此数据帧的 IP 层。这一过程是路由器功能的核心。根据数据帧中 IP 包头的目的 IP 地址，路由器在路由表中查找下一跳的 IP 地址，IP 数据包头的 TTL 域开始减数，并计算新校验和（Check-sum）。根据路由表中所查到的下一跳 IP 地址，将 IP 数据包送往相应的输出链路层，封装上相应的链路层包头，最后经输出网络物理接口发送出去。

3.3.1 IP 包头格式

IP 地址放在 IP 数据报的报头 (header)，而 MAC 地址是放在 MAC 帧的报头。每个 IP 数据报都有一个报头，它是一序列的比特，用于标记数据报。IP 包头的主要功能是多路分用和寻址，宽度为 32 比特。

8Bits		8Bits		8Bits		8Bits	
版本	IP包头长度	服务类型		IP包总度			
标识符				标记	分段序号		
生存时间		协议		头部校验			
起源地址							
目的地址							
可选项						填充位	

图 3.4 IP 包头格式

版本号 (Version): 长度 4 比特。标识目前采用的 IP 协议的版本号。一般的值为 0100 (IPv4), IPv6 的值 (0110)。

IP 包头长度 4 比特。这个字段的作用是为了描述 IP 包头的长度, 因为在 IP 包头中有变长的可选部分。IP 包头最小长度为 20 字节, 由于变长的可选部分最大长度可能会变成 24 字节。

服务类型 (Type of Service): 长度 8 比特。这个字段可以拆分成两个部分: Precedence 和 TOS。TOS 目前不太使用。而 Precedence 则用于 QOS 应用。(TOS 字段的详细描述 RFC 1340 1349)

IP 包总长 (Total Length): 长度 16 比特。IP 包最大长度 65535 字节。

标识符 (Identifier): 长度 16 比特。该字段和 Flags 和 Fragment Offset 字段联合使用, 对大的上层数据包进行分段 (fragment) 操作。

标记 (Flags): 长度 3 比特。该字段第一位不使用。第二位是 DF 位, DF 位设为 1 时表明路由器不能对该上层数据包分段。如果一个上层数据包无法在不分段的情况下进行转发, 则路由器会丢弃该上层数据包并返回一个错误信息。第三位是 MF 位, 当路由器对一个上层数据包分段, 则路由器会在除了最后一个分段的 IP 包的包头中将 MF 位设为 1。

分段序号 (Fragment Offset): 长度 13 比特。该字段对包含分段的上层数据包的 IP 包赋予序号。由于 IP 包在网络上传送的时候不一定能按顺序到达, 这个字段保证了目标路由器在接受到 IP 包之后能够还原分段的上层数据包。到某个包含分段的上层数据包的 IP 包在传送是丢失, 则整个一系列包含分段的上层数据包的 IP 包都会被要求重传。

生存时间 (TTL): 长度 8 比特。当 IP 包进行传送时, 先会对该字段赋予某个特定的值。当 IP 包经过每一个沿途的路由器的时候, 每个沿途的路由器会将 IP 包的 TTL 值减少 1。如果 TTL 减少为 0, 则该 IP 包会被丢弃。这个字段可以防止由于故障而导致 IP 包在网络中不停被转发。

协议 (Protocol): 长度 8 比特。标识了上层所使用的协议。

头部校验 (Header Checksum): 长度 16 位, 由于 IP 包头是变长的, 所以提供一个头部校验来保证 IP 包头中信息的正确性。

起源地址 (Source Addresses): 长度是 32 比特。标识了这个 IP 包的起源地址。

目的地址 (Destination Addresses): 长度是 32 比特。标识了这个 IP 包的目的地址。

可选项 (Options): 这是一个可变长的字段。该字段由起源设备根据需要改写。可选项包含以下内容:

松散源路由 (Loose source routing): 给出一连串路由器接口的 IP 地址。IP 包必须沿着这些 IP 地址传送, 但是允许在相继的两个 IP 地址之间跳过多个路由器。

严格源路由 (Strict source routing): 给出一连串路由器接口的 IP 地址。IP 包必须沿着这些 IP 地址传送, 如果下一跳不在 IP 地址表中则表示发生错误。

路由记录 (Record route): 当 IP 包离开每个路由器的时候记录路由器的出站接口的 IP 地址。

时间戳 (Timestamps): 当 IP 包离开每个路由器的时候记录时间。

3.3.2 IP 路由寻址技术

在 IP 层抽象的互联网上, 我们看到的只是 IP 数据报, 在 IP 数据报的报头记录着该数据报的起源 IP 地址和目的 IP 地址, 中间经过的路由器的 IP 地址不记录在 IP 数据报的报头中, 而且路由器只根据目的 IP 地址进行选路。在具体的物理网络上的链路层, 我们看到的就只是 MAC 帧 (在 X.25 中是 HDLC (High level Data Link control) 帧)。IP 路由基于逐段 (hop-by-hop) 传送技术, 因此在信息的传送过程中就涉及到地址运算和转换, 这就是 IP 寻址的实质所在^[38]。

传统路由器工作于 OSI 七层协议的第三层。其主要任务是接收来自一个网络接口的数据包, 根据其中所含的目的地址, 决定转发到下一个目的地址。因此路由器首先得在转发路由表中查找它的目的地址, 若找到了目的地址, 就在数据包的帧前添加一个 MAC (Media Access Control) 地址, 同时 IP 数据包头的 TTL (Time To Live) 域也开始减数, 并计算新的校验名。当数据包被送到输出端口时, 它需要按顺序等待以便被传送到输出链路上。路由器在工作时能够按照某种路由通信协议查找设备中的路由表。如果到某一特定节点有一条以上的路径, 那么一般预先确定的路由准则是选择最优 (或最经济) 的传输路径。由于各种网络段和其相互连接情况可能会环境变化而变化。因此路由情况的信息也需要及时更新。所幸的是, 这些信息一般是由所使用的路由信息协议规定的定时更新或者自动更新来完成的。

当路由器收到一个网络层数据报时, 路由器便要决定是直接转发给自己相连的网络还是发往另一个路由器, 或者丢弃该数据报。路由器利用网络层的起源和目的地址信息来确定信息发往哪一个网络, 如果起源和目的网络号在同一个网络中则送到该网络的指定主机。一个数据包到达路由器后先进入队列, 然后路由器依次进行如下处理: 提取信息包的目的地址, 查看路由表, 如果到达目的地的路径不止一个, 则选择一条最佳路径。另外, 路由器在进行选择时还综合了互联网上网络负载、延时、数据报长度、数据报头中规定的服务类型等因素来选出最优路径。路由器根据 IP 协议对其报头进行处理, 然后根据处理结果对该数据包进行转发、本地处理、或者丢弃。为便于按照相应规定对报头进行分析, 首先路由器要确定报头的格式, 查看 IP 协议的版本 (IPv4 的版本是 4); 次之, 路由器

必须知道报头的长度和正确性,按照“头标长截获报头,用“头校验和加以校验。为避免数据包固寻径错误而在互联网中无休止地流动、占用宝贵的网络资源,有必要限制数据包的转发次数。路由器检查生存时间,还需要根据“目的 IP 地址”或“选项”中的起源路径查找路由转发表。如果“目的 IP 地址”正好与自己吻合,需参考起源 IP 地址和“协议”,决定该数据包是否有权限访问路由器。如果有,就要根据“协议”在本地作进一步的高层处理,不过在此之前有必要根据“标识”、“标志”和“片偏移”来重组数据包“协议”标明了数据区的协议类型,如 89 代表 OSP 等,路由器根据“协议”规定的格式分析数据从而可以进一步处理其中相应的协议消息。如果“目的 IP 地址”尚未到达,须参考“起源 IP 地址协议”,决定该数据包是否被允许转发,如允许,路由器根据“目的 IP 地址”或“选项”中的源径、“服务类型”在路由转发表中查找相应的输出口,并把数据包交换到该输出端口的某队列中,解下一跳 IP 地址对应的物理地址(比如以太网 MAC 地址),把数据包封装在物理帧中传输。不过如果一个物理帧装不下完整的数据包,还须把数包分片,在“标识”、“标志”和“片偏移”中加以指示。服务类型包含优先级、时延、吞吐率和可靠性,是要映射到相应的路由选择、排队优先级、带宽配上。不过,映射不是强制性的,即使映射也并非有的要求都能被满足。在不久的将来,“服务类型”可能被“区分服务”替代。上述任何一个环节没通过,IP 数据包就要被丢弃,与此同时,路由器可能产生 ICMP 数据包,报告相应的差错。

在 Internet 中一个路由器网络层所执行的 IP 路由算法为:

- 1)从数据包的报头的目的 IP 地址中提取目的地址的网络号。
- 2)若目的主机和当前路由器在同一网络,则将目的主机地址转换成具体的物理地址,并用该地址将数据包封装成 MAC 帧,将该帧发往目的主机;若不在同一网络,则向下执行。
- 3)若路由表中存在目的主机的路由,则将数据报传送到路由表中所指的下一站的路由器否则,执行下一步。
- 4)若路由器中有到达目的主机的网络号的路由,则将数据包发往该网络号的路由器,否则,执行下一步。

5)若路由表里有子网掩码一项,则对路由表中的每一项运行掩码运算:

假设:自己的主机地址: X—myIP

自己的子网掩码: x—myMask

目标 IP 地址: Y—destIP

默认路由: Z=defaultRouterIP

将 X 与 x 进行与运算的结果与 Y 与 x 进行与运算的结果进行比较来判断将要发送数据报的主机与目的主机是否在同一个子网。若相等,则说明在同一子网

内, 则查看 y 的 MAC 地址, 过程即先在 ARP Cache 中查找。若没有, 则以广播方式发送 ARP 请求报文, 获得其 MAC 地址, 然后发送分组:

```
send(yMAC, myMAC, myIP, destIP, data)
```

如果不相等, 则证明不在一个子网内, 则查找默认路由的 MAC, 并按照上面同样的过程向 x 返回 MAC 地址, 并发送分组:

```
send(zMAC, myMAC, myIP, destIP, data)
```

如果找不到默认路由, 则报告路由选择出错, 并丢弃分组, 发送 ICMP 包。

3.3.3 IP 路由技术存在主要问题

1) IPv4 地址空间即将耗尽

IPv4 地址体系结构从一开始有瑕疵, 互联网初期的使用者都喜欢申请很多的地址块, 这大大超出了他们的需求, 由于那时 IP 地址数量相对充足, 许多组织都非常浪费的分配自己的地址, 而且这种基于类别的体系结构造成了不同种类之间很大的容量差距, 这种差距也浪费了相当数量的地址。例如: 需要 300 个 IP 地址的公司可以申请一个 B 类地址, 这样分配方式浪费了不少 65000 个地址。32 比特的地址空间可以有超过 40 亿个地址, 但随着互联网用户数量的不断增长, IPv4 的地址空间即将用完。

2) IP 路由表越来越大

任意给定的分组应该经过的路径需要进行路由表查询, 路由表记录了所有已知的目的地址, 以及给这些目的地址转发数据报的相关接口, 因此网络地址的数量越多, 路由表就越大, 路由表越大, 任何给定的路由判断所花费的平均时间就越多, 消耗的内存和 CPU 的周期就越多, 而且它对硬件的要求也增加了。

所以路由器面临最大的挑战是路由查表技术, 比如, 交换式千兆以太网接 1: 1 最短的物理帧长度是 64 字节, 线速要求的路由查表时间不能超过 512ns; 2.5Gbps 的 STM-16 / OC-48 接 1: 1 最短的 HDLC 帧仅包含 HDLC 帧开销和 IP 数据包头, 帧长度为 28 字节, 线速要求的路由查表时间不能超过 92ns, 与此同时, 路由表转发表项越来越多, 在世界上成功商用化的核心路由器中已超过 1M, 因此, 传统的软件查表技术花费时间较长, 已不再适用^[39]。必须发展硬件查表技术。目前, 基于硬件技术的查表算法要么要求硬件性能非常高、价格昂贵, 要么局限在某种条件下使用、适用范围小, 都不是万全之策。在上个世纪 90 年代早期, Internet 路由表大约每 12 个月就翻倍一次。根据摩尔定律, 处理器的能力大约每 18 个月翻倍一次。因此, 技术跟不上路由表的增长速度。这就使得 Internet 上路由的速度减慢, 除非有检验机制, 否则路由的功能将崩溃^[40]。

3) 数据流动不合理

互联网发展早期缺少基础数据, IP 地址分配不合理, 具有明显的空间结构上的缺陷, 而且根据路由原理可以知道, 当两个不同网络的主机相互通信时, 路由器中有到达目的主机的网络号的路由时, 则将数据包发往该网络号的路由器。所以路由选择时是用网络号去查找路由表以决定通过哪一个接口(线路)转发 IP 数据报, 不同类别 IP 地址之间通信, 即使地理区域相距很近, 也必须路由迂回到远处网关, 所以存在数据流动迂回等不合理现象。传统的路由器寻址时, 同一目的地的 IP 包可能走不同的路由, 不适合实时应用, 每个路由器独立的寻址使得网络流量规划和基于 QOS 的寻址十分困难。随着因特网规模的继续扩大, 路由器和子网的数量增加, 路由表项急剧膨胀, 可能影响路由表修改的事件数目也随着急剧增长, 用于路由表刷新的开销(包括路由器的 CPU 资源、交换路由信息所耗费的网络带宽, 严重时甚至会超过用户数据带宽)加大, 任务变得非常繁重。IP 包可能经过的路由器就越多, 被处理的次数就越多, 传输时间就越长, 数据迂回流动, 丢失的可能性就越大, 也就更难保证 QOS 以支持实时业务。

4) 不利于 IMS 的实现

对于下一代网络技术的核心技术 IP 多媒体系统来说, 它需要满足现在的终端客户更新颖、更多样化多媒体业务的需求, 并且解决移动与固网融合, 引入语音、数据、视频三重融合等差异化业务, 这就更需要充足的 IP 地址, 更加高效的寻址方案, 加快寻址速度, 减少数据迂回。

3.4 电话网路由技术与 IP 路由技术比较

电信网络采用等级制的网络架构, 并且配以相应的编号计划。在此基础上进行路由规则简单, 不需要复杂的智能, 在实践上仍然能够达到较高的网络利用率。再加上最长连接的可预见性, 网络的性能规划也简单, 服务质量能够得到有效的保证。缺点是网络刚性较强, 进行网络拓展或者改变时, 需要修改规划并在装机与改造后重新进行配置。

与之相反, 现有 IP 网络中的路由不依赖于网络的等级架构和编号计划。节点设备都具有较高的智能。在接入网络时, 配置工作简单, 甚至可以即插即用; 节点设备之间能相互识别, 自动进行邻近关系的发现和通达性的检查和保持, 自动地计算路由和选路转发, 并且能自动跟随网络情况的改变对选路进行动态改变; 网络要扩展或者修改时, 限制性很少, 灵活性很大。但是另一方面由于这种智能性也导致了网络在建设、部署、管理、操作和维护上高度的专业技术性, 而且网络性能的规划难以实现。

3.5 融合方案的总体设计思路

根据上述章节所述,能否像电话系统编号方案那样,在 Internet 中采用多级编号寻址方式?在本地网中编号由 E 类地址决定,加上地区和国家字冠就成为全球唯一的地址。本融合寻址方案主要是为了解决 IP 地址匮乏的问题而设计的,在现有 IP 寻址方式上只需修改部分软硬件就能兼容新的融合寻址方案,使得融合地址能够灵活运用到现行的 IP 网络中,实现与 IPv4 地址互通。在现在 A、B、C 类地址都紧缺的情况下采用保留的 E 类 IP 地址,并将其扩展成为融合地址,融合地址能解决 IP 地址匮乏问题,并且能充分利用 E 类地址资源。

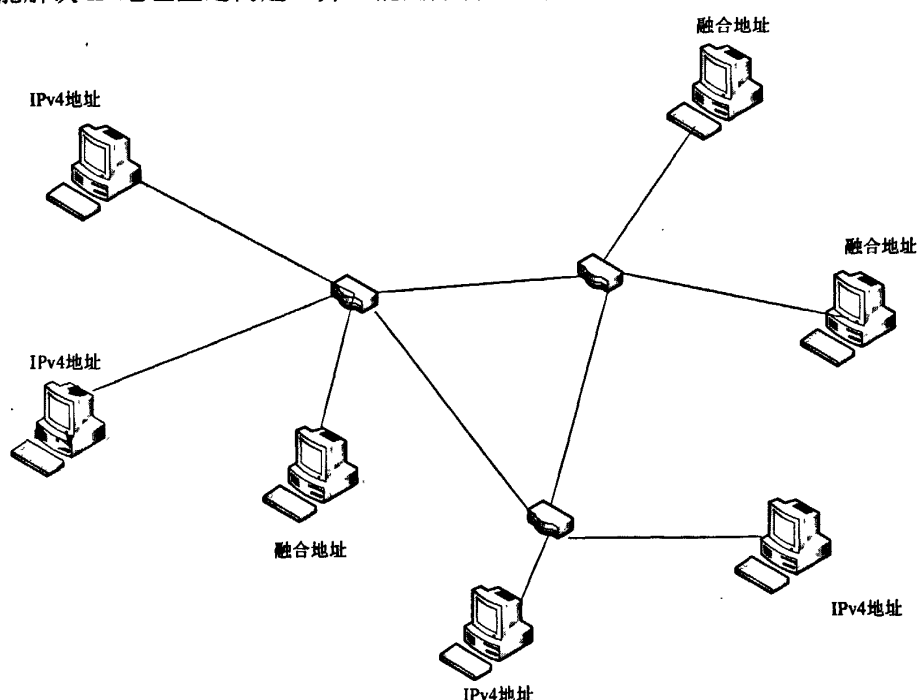


图 3.5 E 类地址与 IPv4 地址互通

IP 与 E.164 融合寻址方案的基本思想是用 E.164 编码封装原 IP 包头,在 IP 包头中加 32bit 附加标识位,用附加标识位和原来 IP 包头中的 E 类地址共同标识新的起源地址或者目的地址。根据 E.164 编码原理,将地址分为地理区域地址和用户地址,用户地址即为 IP 包头中的 E 类地址,而地理区域地址同 E.164 号码类似,位于附加标识位中,可分为地理区域国家号码和目的地码,并且可根据需要进一步划分目的地码,设置三级、四级号码区域。本文参考电话编码将目的地码分为长途区域地址和本地区域地址。由此可见,只要附加标识位中的地理区域地址不同,不同的终端可用相同的用户地址,即,IP 包头中可以有相同的 E 类 IP 地址。这样,可以利用的 E 类地址远大于 2 亿 6843 万 5456 个,每一个地理区域内都有 2 亿 6843 万 5456 个 IP 地址,实现了 E 类 IP 地址的重用。

<融合地址>:: = <地理区域地址> <目的地地址>

<目的地地址>:: = <长途区域地址> <本地区域地址>

3.6 本章小结

本章主要是设计融合寻址方案的来源和依据，首先阐述了 IP 编址原则，所设计的融合寻址方案能够满足结构化编址原则，是一种由大局、整体着眼，然后逐级由大到小分割、划分的编址。而且能够灵活的增加或者缩小 IP 地址规模，能够满足其可持续扩展。融合寻址方案是在 IPv4 的基础上，通过扩展 E 类 IP 地址而来，所以不影响其他各类地址的寻址，只需添加部分软硬件，即可实现兼容。其次研究了 E.164 编码方式，分析了用于地理区域的国际公众电信号码的结构。最后研究了电话网路由技术和 IP 路由技术，并且分析路由两种技术的优劣势，对两种路由技术进行比较。

第四章 融合寻址方案的详细设计

根据 E.164 电话系统编码思想,构想出附加地址的模型,如果类似电话编码那样,将附加地址层次划分为各级地理区域标识,就能在各级地理区域内重复使用 E 类地址,达到扩展 IP 地址的目地。附加地址中的地理区域国家地址就类似于电话系统的国家号,目的地地址中的长途区域地址就类似于电话系统的长途区号,而不同的是本地区域地址是长途区域的进一步细化,可以标识本长途范围内的某个地址区域。融合地址路由时,在各个上级地理区域内运用附加标识位中的附加地址寻址,只有到最终一级地理区域时,丢弃附加标识位,运用 E 类 IP 地址寻址。这样既能兼容现行的 IP 网络,又能很好的解决 IP 路径迂回,提高网络利用率,并且能够既不增长过多的路由表,又能缩短路由路径长度。

此融合方案主要包括两个部分:

- 1) 融合地址设计,也就是 E 类地址的扩展设计。
- 2) 融合地址的路由规则设计。

4.1 融合地址的设计

4.1.1 E 类地址的可用性分析

E 类地址已经定义好了,但是 IETF 将它保留下来作为自己的研究和其他还不可知的用处。因此,它们并没有在因特网中发放使用。为了使该融合寻址方案不影响现在 IP 网络的运行,此方案只适用于 E 类 IP 地址中,不在其他各类地址中运用。相当于将 E 类 IP 地址进行扩充,并将 E 类地址运用到现行网络中来,从而大大增加了 IP 地址的数量,缓解地址资源耗尽的危机,这种基于地理位置信息的编址方案,也有助于简化路由表,提高路由器的性能,提高网络利用率。这也是一种在 IPv4 上打补丁的补救方法。

E 类地址是指 240.0.0.0-255.255.255.255 的地址块,相当于 2 亿 6843 万 5456 个 IP 地址。也写作“240.0.0.0/4”截至目前,尚未分配的 IPv4 地址仅为 46 个“/8”地址块。E 类相当于 16 个/8 地址块。但是在此之前,E 类地址作为“为未来利用预留的备用地址”并未向用户分配。不算在上述 46 个地址块之中。

负责亚太地区 IP 地址分配的组织 APNIC(亚太互联网络信息中心)07 年 8 月 3 日向制定互联网标准技术的 IETF(互联网工程任务组)提出了一项规格草案,将 IPv4 地址中过去称为 E 类地址块作为大型 LAN 私有地址使用(草案)。按照预测,未分配的 IPv4 地址将在 3-4 年后耗尽。因此,对于在内部 LAN 中使用本应用于互联网全球 IP 地址的组织来说,该草案的提出可以看作是为了督促其更换地址而进行的准备。

由此可以看出由于 IP 地址的紧缺, E 类地址在不久的将来也将投入使用,并且是作为私有地址使用,所以不能增加 IP 地址的数量。况且 E 类 IP 地址本身并不多,若不加以改进就投入使用会很快就将其用完,并不能起到缓解 IP 地址耗尽的作用。此融合方案将 E 类 IP 地址改进扩充,大大增加了 IP 地址的数量。

4.1.2 融合地址的设计

定义 4.1: 融合地址由 E 类地址与附加地址构成。

定义 4.2: 附加地址由地理区域国家地址与目的地地址构成。

定义 4.3: 目的地地址有长途区域地址和本地区域地址构成,并且本地区域地址可以根据需要进一步划分。

如图 4.1 所示:

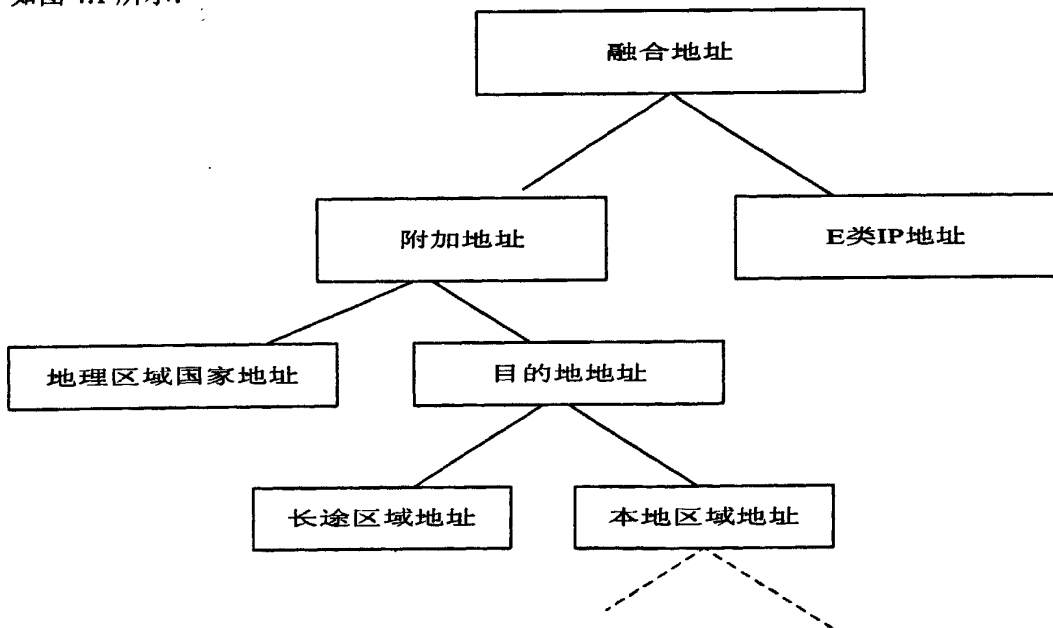


图 4.1 融合地址的结构

定义 4.4: 融合地址的最后一段是 E 类地址,位于 IP 包头前附加标识位中的地址为附加地址。

需要说明的是,融合地址必须是 IP 包头的中目的地是 E 类地址的情况,不

可为 A、B、C 类 IP 地址，因为非 E 类地址已经发放使用。不然当 IP 数据报到达最终一级目的地理区域时，丢弃附加地址，运用非 E 类地址寻址，有可能出现 IP 地址不唯一的情况。

定义 4.5：只有一段 E 类 IP 地址的地址，是在最终一级本地区域抛弃附加地址的融合地址，在最终一级本地区域内有效，不能在其他地理区域标识地址。

定义 4.6：附加地址通过地理区域国家地址有效标识划分全球唯一的国家地理区域。

定义 4.7：附加地址通过目的地地址有效标识划分国家地理区域（全国）范围内唯一的目的地地理区域。

定义 4.8：目的地地址通过长途区域地址有效标识划分全国范围内唯一的长途区域。

定义 4.9：目的地地址通过本地区域地址有效标识划分长途区域内唯一的本地区域。

定理 4.1：附加地址能够在全球范围内唯一的标识一个地理区域。

证：因为目的地地址在全国范围内是唯一的，而前缀地理区域国家地址在全球范围内唯一，所以由地理区域国家地质和目的地地址构成的附加地址全球唯一，能够在全球范围内唯一的标识一个地理区域。

定理 4.1：融合地址是全球唯一的。

证：因为任意一个位于最终本地区域地址内的 E 类 IP 地址是唯一的，而附加地址又能够在全球范围内唯一标识一个地理区域。融合地址由前缀附加地址加上 E 类 IP 地址成，虽然两个不同地理区域的 E 类 IP 地址可能相同，由于它们的地址前缀也就是附加地址不同，所以融合地址仍然是全球唯一的。

推论 4.1：融合地址能够扩大 IPv4 的地址空间。

证：虽然 32bit 的融合地址用来标识不同的地理区域，没有分配给本地地址用，但附加地址能够在全球范围内唯一标识一个地理区域，这就使得在不同地理区域内 E 类 IP 地址可以得到重用。这就扩大了 E 类地址的使用效率，从而扩大了 IPv4 的地址空间。

4.1.3 融合地址与 IPv4 地址兼容问题研究

由于 IPv4 地址可以分为 A、B、C、D、E 几类，E 类地址是 IPv4 地址中的一种，所以融合寻址方案运用 E 类 IP 地址不影响主要的 A、B、C 三类地址寻址，可以实现和现行的 IPv4 部分兼容，由于与 IPv6 的不能完全兼容 IPv4，需要大量更换网络中的硬件设备，IPv6 还没有像过去预期的那样得到普遍使用，而前面提到

的 CIDR, DHCP, NAT 等方法也难以彻底解决问题, 并且 NAT 给某些端到端的运用, 如 FTP, WINS 等, 照成困难。所以 IP 与 E.164 融合寻址方案与 IPv4 兼容, 这一性质显得尤为有意义。改进后的 E 类 IP 地址与其他各类 IP 地址所发送或者接收的 IP 数据报的 IP 包头的结构相同, 只是 IP 包头中的起源地址或者目的地址是一个 E 类 IP 地址, 可选项中加入了附加标识位。路由时, 路由器检查 IP 头部中的目的地址, 若发现该地址是一个 E 类地址, 即为 240.0.0.0 以后的地址时, 则用融合寻址方案寻址, 否则运用 IP 寻址方案寻址。由此可见, 此融合寻址方案只在 IP 包头中的目的地址是 E 类地址时运用, 不影响目的地址是 A、B、C 等各类地址的路由寻址。只需在网络结点做少许的软硬件的更改, 就可将此融合寻址方案运用到现行的 IPv4 网络上。

4.2 附加标识位的设计

4.2.1 可选项研究

IP 包头中的可选项部分, 长度可变, 最大总长为 44 字节。为了与报文长度为 4 字节的整数倍相适应, 选项部分总长度也必须是 4 字节的整数倍, 否则应通过填充字段补齐。尽管单个报文中可能有一个或者一个以上的选项, 也可能无选项, 但实现 IPv4 协议的软硬件必须支持所有种类的选项。

可选项具有下表中的通用格式, 但某些选项可能只有第 1 字节 (选项类型)。选择类型又由 3 个字段组成。

bit0	bit1	bit2	bit3	bit4	bit5	bit6	bit7	bit8
Copied Flag	Option Class(选项类别)		Option Number(选项编号)					
Option Length(选项长度字段, 指名前三个字段的总字节数)								
Option Data(选项数据, 其字节数=Option Length-2)								

表 4.1 可选项通用格式

Copied Flag(复制标志): “1”表示分片时将此选项复制到所有的分片后的所有报文的选择中; 否则不复制。

Option Class(选项类别): “0”表示控制类; “2”表示调试与管理类; “1、3”保留未用。

Option Number(选项编号): 规定编号。

下表为典型的 IPv4 选项的内部字段及选项用途说明。

复制标志	选项类型	选项编号	操作缩写符	功能说明	说明
0	0	0	EOOL	End of Options List(选型表结束)	单字节
0	0	1	NOP	No Operation(无操作)	单字节
1	0	2	SEC	Security（安全）：用于存放与安全有关数据	固定 11 字节
1	0	3	LSR	Loose Source Routing，路由器转发报文，但路径上相邻节点间允许通过中间节点间接转发	字节数可变
0	2	4	TS	Timestamp，用于存放网络时戳，记载报文经过各节点的时间	字节数可变
0	0	7	RR	Record Route，路径记录选项用于跟踪报文转发路径	字节数可变
1	0	8	SID	Stream ID，用于标志收发间连续报文流	固定长度 4 字节，2 字节 ID
1	0	9	SSR	Strict Source Routing，路由器根据报文发送源提供的路径转发报文，但路径上的相邻节点间必须通过直连线路转发	字节数可变

表 4.2 典型 IPv4 选项的内部字段及用途说明

目前 RFC1700 中定义了 19 种选项，表 4.2 只列出了其中 8 种典型选项，它们分别与安全、起源路径、路径记录、连续报文流和报文在网内传输过程中加盖戳有关。

4.2.2 附加标识位结构

根据 E.164 编码规则，可将号码分为地理区域国家号码和目的地码，地理区域国家码 CC 为十进制数 1-3 位数，共有 900 个号码，现在全世界共有 224 个国家和地区，在以二进制为单位的 32bit 附加标识位中，地理区域国家地址可以占用可选项中的 10 比特，一共有 1024 个地址，足以标识当今所有的国家和地区，并且能满足当今以及今后的拓展需要。目的地地址分长途区域地址和本地区域地址，长途区域地址类似于电话编码中的长途区号。我国共有不超过 1000 个长途区号，因此可以用 12 个比特来标识，共有 4096 个地址，足以标识所有的长途区域地址，本地区域地址是在长途区域内的细化地址，类似于将在电话编码中将长途区号内

的区域再分配一个区、县级号码，还可以根据需要进行进一步划分。我国区县最多的四川省有不到 200 个县，因此，10 个比特可以标识 1024 个本地区域地址，足以满足当今需要。增加附加标识位的 IP 包头如图所示：

8Bits		8Bits		8Bits		8Bits	
版本	IP包头长度	服务类型		IP包总度			
标识符				标记	分段序号		
生存时间		协议		头部校验			
起源地址							
目的地址							
可选项						填充位	
附加标识位							

图 4.2 增加附加标识位的 IP 包头
附加标识位的结构如下图所示：

32 Bits	
10 Bits	22 Bits
地理区域国家地址	目的地地址

图 4.3 附加标识位的结构
目的地地址的结构如下图所示：

22 Bits	
12 Bits	10 Bits
长途区域地址	本地区域地址

图 4.4 目的地地址的结构

4.3 融合方案的路由设计

4.3.1 融合方案的路由算法

当路由器收到一个网络层数据报时，路由器便要决定是直接转发给与自己相连的网络还是发往另一个路由器，或者丢弃该数据报。融合方案路由算法为：

1) 路由器从数据报的包头的目的IP地址中提取目的地址。

2) 若不是一个E类地址, 则用IP路由方式寻址, 若是一个E类地址, 则向下执行。

3) 路由器提取附加标识位中地理区域国家地址, 判断目的主机和当前路由器是否在同一国家地理区域, 若不在, 则查找路由表, 判断是否有通往目的主机的路由, 如果有, 则转发数据报, 如果没有, 则转发至默认路由。若在同一国家地理区域, 则向下执行。

4) 路由器提取长途区域地址, 判断目的主机和当前路由器是否在同一长途地理区域, 若不在, 则查找路由表, 判断是否有通往目的主机的路由, 如果有, 则转发数据报, 如果没有, 则转发至默认路由。若在同一长途地理区域, 则向下执行。

5) 路由器提取本地区域地址, 判断目的主机和当前路由器是否在同一本地地理区域, 若不在, 则查找路由表, 判断是否有通往目的主机的路由, 如果有, 则转发数据报, 如果没有, 则转发至默认路由。若在同一本地地理区域, 则向下执行。

6) 丢弃IP包头前面的附加标识位, 路由器提取IP包头中的E类目的地址, 并且按照IP路由算法进行路由。

如果找不到默认路由, 则报告路由选择出错。并丢弃分组, 发送 ICMP 包。

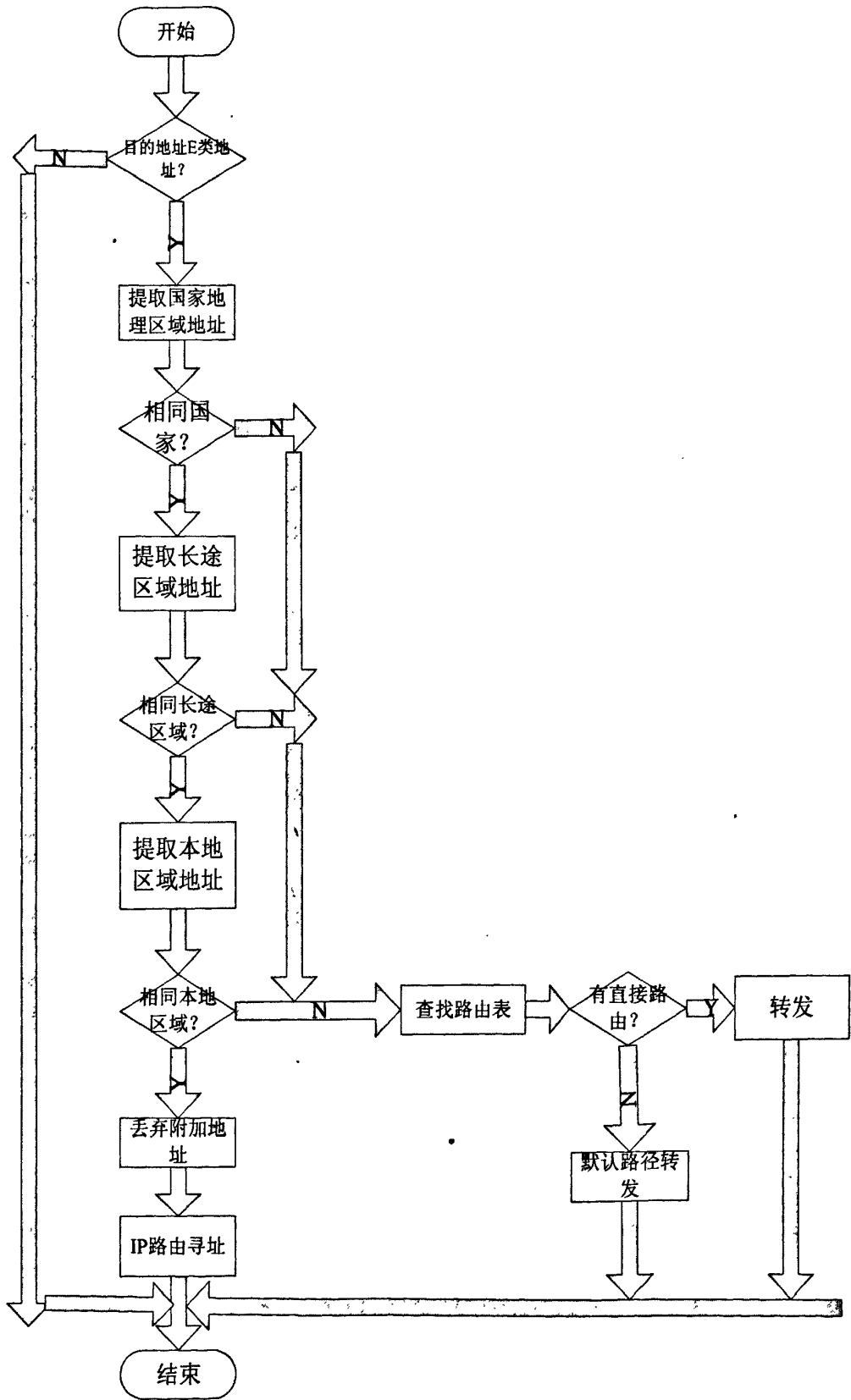


图 4.3 融合路由算法流程图

```
recv(Packet *p,Handle *);    //接受上层协议送下来的数据并处理;
command(int const char* const* );//命令处理函数;
new_algorithm()
{
    if(!IS(E_Address))        //判断是否为 E 类地址;
    {
        IP();                //IP 寻址;
        break;
    }
    copy(string *a,(((ipHeader)->ip_fragment_offset-4) * 8));    //取出融合地址
    if(!(RouteAddresses[]==a[]))
    {
        IP();                //IP 寻址;
        break;
    }
    desert(((ipHeader)->ip_fragment_offset);    //丢弃附加标识位,剩下的是 E
类地址
    IP();                //在最小区域范围内执行
}
```

4.3.2 融合地址与 IPv4 地址的路由

融合地址可以运用于 A、B、C 类地址构成的网络中，如某网络号内 IP 地址已经分配完毕，而又需要扩大网络，此时可以运用融合地址，也可以将多个融合地址组建网络。

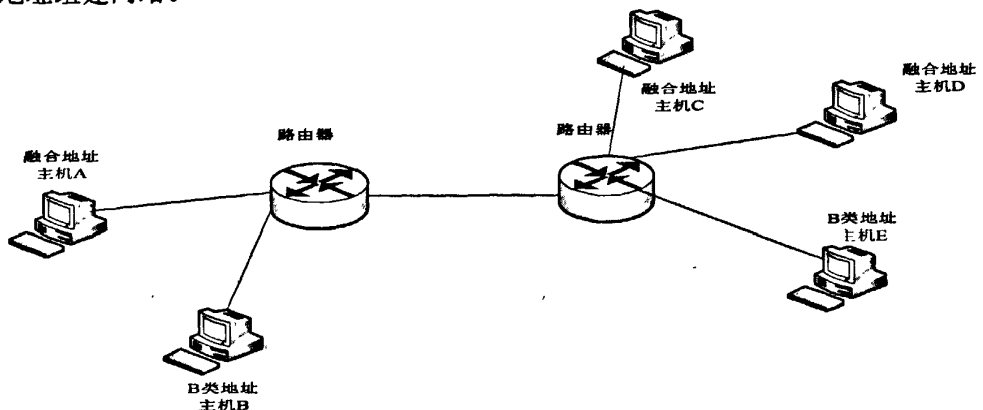


图 4.4 融合地址与 IPv4 地址互通

如上图所示,当起源主机地址是一个融合地址(主机A),目的地址是IPv4地址(主机E)时,附加标识位中的第一行32bit序列和IP包头中的起源地址一起标识这个融合地址。由于目的地址是IPv4地址,所以路由器寻址时按照原来的IP寻址方式寻址。路由器从数据包的报头的目的IP地址中提取目的地址的网络号,若目的主机和当前路由器在同一网络,则将目的主机地址转换成具体的物理地址,并用该地址将数据包封装成MAC帧,将该帧发往目的主机;若不在同一网络,则查找路由表,若路由表中存在目的主机的路由,则将数据报传送到路由表中所指的下一站的路由器。若目的主机和当前路由器不在同一网络,则查找路由表,如果有能到达目的主机的网络号的路由,则将数据包发往该网络号的路由器,否则对路由表中的每一项运行掩码运算,将运算的结果进行比较来判断将要发送数据报的主机与目的主机是否在同一个子网。若相在同一子网内,则查看其MAC地址,如果不在一个子网内,则查找默认路由的MAC地址,如果找不到默认路由,则报告路由选择出错。并丢弃分组,发送ICMP包。

当起源地址是一个IPv4地址(主机B),目的地址是一个融合地址(主机D)时,附加标识位中的第二行32bit序列和IP包头中的目的地址一起标识这个融合地址。路由时,路由器检查IP头部中的目的地址,此时是一个E类地址,则检查新加入的附加标识位,如果附加标识位中的地理区域国家地址与路由器的地理区域国家地址不同,则说明目的地址是一个国外IP地址,此时查找相应路由表路径将其转发,如果是同一地理区域国家地址,则说明此目的地址是一个国内IP地址,路由器检查其目的地地址中的长途区域地址,如果与路由器不是同一个长途区域地址,则查找路由表路径将其转发,否则,目的地址和路由器连接的网络在同一地理区域内,再检查本地区域地址,如果与路由器不是同一个本地区域地址,则查找相应路由表路径将其转发,否则,说明目的地址和路由器连接的网络在同一下本地区域,此时将附加标识位抛弃,按照IP寻址规则寻址。如果路由器检查到一个目的地址为E类地址,但无附加标识位,则可知此IP地址在所属长途区域内,可按照IP寻址规则寻址。

当起源地址是一个融合地址(主机A),目的地址是一个融合地址(主机C)时,附加标识位中的第一行32bit序列和IP包头中的起源地址一起标识这个融合起源地址。附加标识位中的第二行32bit序列和IP包头中的目的地址一起标识这个融合目的地址。当路由器接收到一个IP数据报时,检查其IP包头中的目的地址,发现是一个E类地址,则按照上述起源地址为IPv4地址,目的地址为融合地址寻址方案寻址。

4.3.3 融合寻址方案的优势分析

E.164编码思想不仅能满足IP编址原则，而且还有一系列现在IPv4无法比拟的优势，E.164编码思想是由大局、整体着眼，然后逐级由大到小分割、划分的。编号更具规律性，简单，便于记忆，概念、逻辑更为清晰易懂。用于地理区域的国际公众电信号码编码思想，是以地域作为划分，简化路由避免了路径迂回，减轻网络负担。这种基于地理区域的体系结构能提高IP地址的利用率，避免低效率的分配方案而导致IP地址浪费，此融合方案在附加标识位中运用了E.164编码的思想，能够有效的继承其所有优点，继续运用IP包头中的起源地址与目的地址，所以当目的地址为非E类地址时，任然可以使用原来的路由寻址方式寻址，而当目的地址为E类地址时，新的融合寻址方案也不影响现行IP网络与E.164网络的正常运行，并且只需要更改网络节点的一些软硬件设备，即可兼容现行的IPv4，实现寻址功能。

结果表明，路由表长度变化趋势与路由路径长度变化趋势是呈反比的，即一个减小必然导致另一个增加。这种以地理区域划分的IP地址设计可以显著地缩减每个结点的路由表，而路由路径增长相对很小。

4.4 本章小结

融合寻址方案研究。该部分首先介绍了IP编址的原则，以及E.164编码方式，分析其主要优点。然后概述了IP路由技术，其中详细分析了IP路由技术中的寻址技术，阐述了运用E类地址的可行性，完成了融合地址及附加标识位的设计，在此基础上提出融合寻址方案的主要思想，以及融合寻址方案的路由寻址规则。

第五章 基于 NS-2 的融合寻址方案仿真

5.1 NS-2 概述

NS2 是一款开放源代码的网络仿真软件,最初由 UC Berkeley 开发而成^[40]。他最初为了研究大规模网络以及当前和未来的网络协议交互行为而开发。它为有线和无线网络上的 TCP、路由和多播等协议的仿真提供了强有力的支持。NS2 是一个开源项目,所有源代码都开放,任何人可以获得、使用和修改其源代码。正因为此,世界各地的研究人员每天都在扩展和更新它的功能,为其添加新的协议支持和功能模块。它也是目前网络研究领域应用最广泛的网络仿真软件之一。

NS2 (Network Simulator, version 2) 是一种面向对象的网络仿真器,它本质上是一个离散事件模拟器,其本身有一个虚拟时钟,所有的仿真都由离散事件驱动的。目前 NS2 可以用于仿真各种不同的通信网络。它功能强大,模块丰富,已经实现的一些仿真模块有:网络传输协议,如 TCP 和 UDP;业务源流量产生器,如 FTP、Telnet、Web CBR 和 VBR;路由队列管理机制,如 Droptail、RED 和 CBQ;路由算法,如 Dijkstra,以及无线网络的 WLAN, Ad hoc 路由,移动 IP 和卫星通信网络等。NS2 也为进行局域网的仿真而实现了多播以及一些 MAC 子层协议。

NS2 使用了被称为分裂对象模型的开发机制^[41],采用 C++和 Otcl 两种开发语言进行开发。他们之间采用 TclCL 进行自动连接和映射。考虑效率和操作便利的原因,NS 将数据通道和控制通道的实现相分离。为了减少分组和事件的处理时间,事件调度器和数据通道上的基本网络组件对象都使用 C++编写,这些对象通过 TclCL 映射对 Otcl 解释器可见。这样,仿真用户只要通过简单易用的 Tcl/Otcl 脚本编写出仿真代码,对仿真拓扑、节点、链路等各种部件和参数进行方便快速的配置。NS 可以说是 Otcl 的脚本解释器,它包含仿真事件调度器、网络组件对象库等。事件调度器控制仿真的进程,在适当时间激活事件队列中的当前事件,并执行该事件。网络组件模拟网络设备或节点的通信,他们通过制定仿真场景和仿真进程,交换特定的分组来模拟真实网络情况,并将执行情况记录到日志文件(称为 Trace 文件)中,以提供给仿真用户进行分析解读,获取仿真结果。NS 采用这种分裂模型即提高了仿真效率,加快了仿真速度,又提供了仿真配置的灵活性和操作的简便性。利用 NS-2 进行网络模拟的过程如图 5.1 所示:

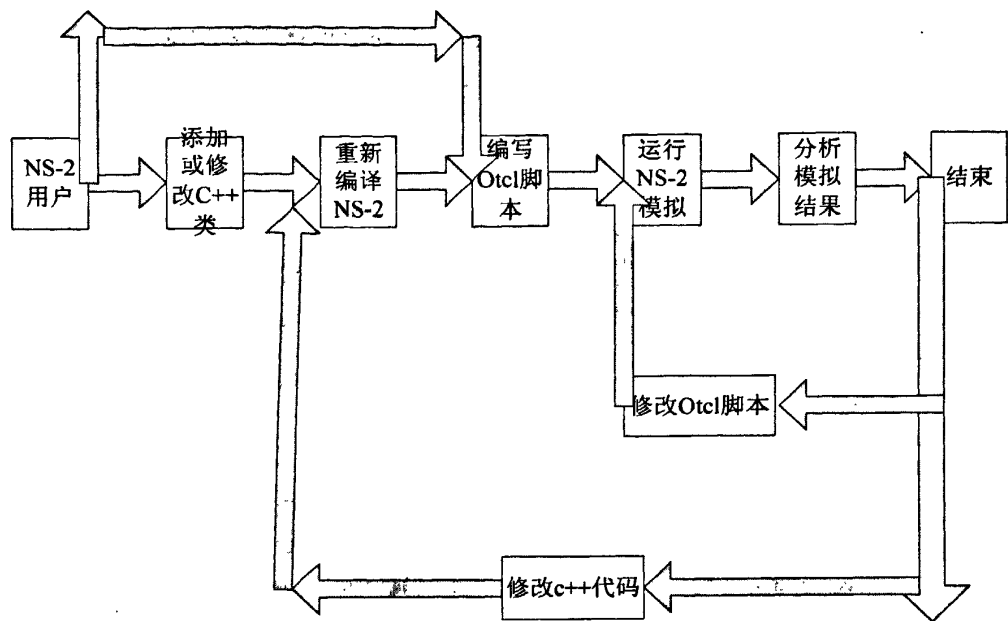


图 5.1 NS-2 进行网络模拟的过程

5.2 固定节点数融合路由模型

在本次仿真实验中，先设计一个 11 结点拓扑网络，做一个简单的数据报传送模拟仿真。如下图所示的 11 个结点中，结点 10 向结点 11 发送数据报。本次实验中设定 11 结点是融合地址，然后利用融合路由算法进行仿真，每条链路带宽为 1M，延迟为 10ms。1、2、0 结点为国家级路由，3、4、5 结点为省级路由，6、7、8、9 结点为市级路由。首先，用 OTcl 脚本语言编写网络仿真模型。OTcl 解释器解释 OTcl 脚本，并调用 NS2 的模拟器库来运行仿真模型。

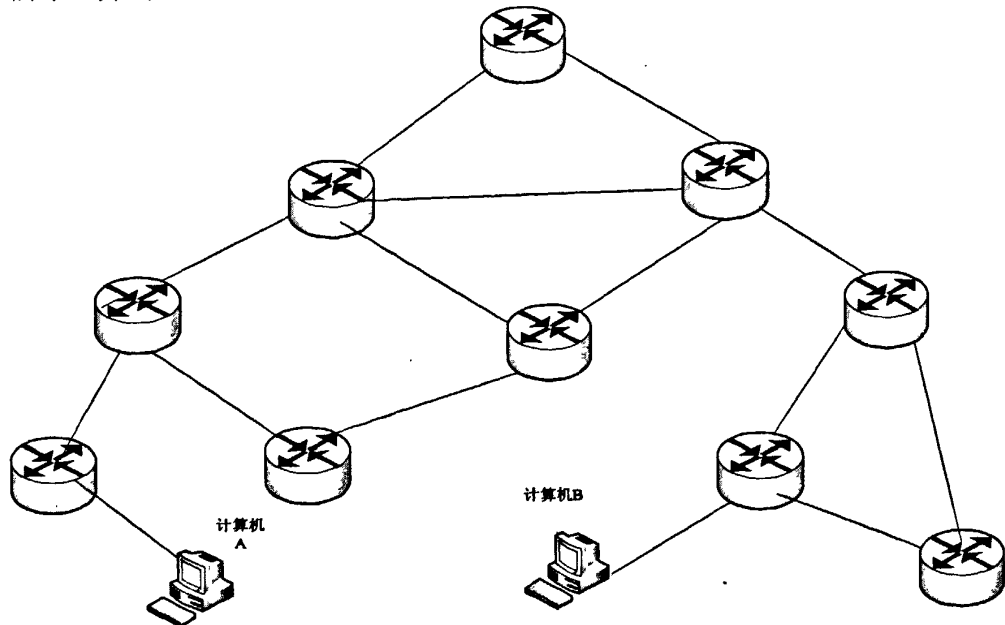


图 5.2 固定节点仿真拓扑

用 OTcl 写的一个仿真对象的片断如下,

```
set ns [new Simulator]
set tracefd [open example.tr w]
$ns trace-all $tracefd
set namtracefd [open example.nam w]
$ns namtrace-all $namtracefd
proc finish {} {
    global ns tracefd namtracefd
    $ns flush-trace
    close $tracefd
    close $namtracefd
    exec nam example.nam &
    exit 0
}
set node_(0) [$ns node]
set node_(1) [$ns node]
set node_(2) [$ns node]
set node_(3) [$ns node]
set node_(4) [$ns node]
set node_(5) [$ns node]
set node_(6) [$ns node]
set node_(7) [$ns node]
set node_(8) [$ns node]
set node_(9) [$ns node]
set node_(10) [$ns node]
set node_(11) [$ns node]
$ns duplex-link $node_(0) $node_(1) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(0) $node_(2) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(1) $node_(2) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(1) $node_(3) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(1) $node_(4) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(2) $node_(4) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(2) $node_(5) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(3) $node_(6) 1Mb 10ms DropTail
```

```

$ns duplex-link $node_(3) $node_(7) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(4) $node_(7) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(5) $node_(8) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(5) $node_(9) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(6) $node_(10) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(8) $node_(9) 1Mb 10ms DropTail
$ns duplex-link $node_(8) $node_(11) 1Mb 10ms DropTail
set tcp1 [$ns create-connection TCP/Reno $node_(10) TCPSink $node_(11) 0]
$tcp1 set window_ 15
$tcp1 set packetize_ 512
$ns at 0.0 "$ftp1 start"
$ns at 20 "finish"
$ns run

```

NAM 是 Network Animator 的缩写。它通过动画演示来向人们展示整个网络的运行情况。提示符状态下键入命令后系统便会打开 NAM 的界面, 并显示出模拟过程的动画演示界面(运行前)。当用户点击开始按钮后, 整个模拟过程的动画演示便开始(运行中)。用户可以方便的进行快进、倒退、暂停、放大、缩小等操作, 使用十分方便。如下为本文模拟的一个动画演示图:

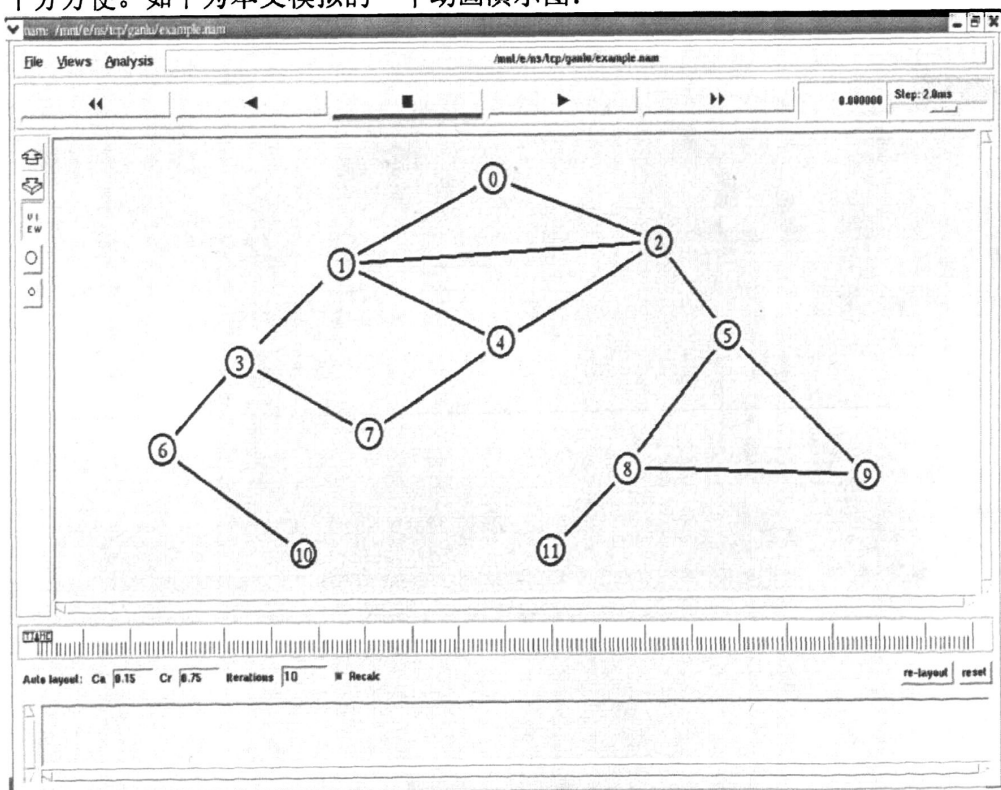


图 5.3 固定节点动画演示

5.3 动态节点数融合路由模型

本次仿真实验讨论网络结点数与路由表更新时间、消息流量之间的关系。所以在本文的实验中，网络结点数是动态的，网络结点间的连接度按 Waxman 随机图模型生成。设定链路带宽为 100kbps，结点扩散路由消息周期为 2 秒。

首先定义几个实验测量指标。

<路由更新时间>:: =从某个链路事件(如断路，结点失效，或路由表纪录老化)发生开始，直到网络中最后一个结点的路由表更新完毕。

<消息流量>:: =消息流量为一次路由更新时间内网络中的路由消息流量。

本次仿真观察了不同结点数的网络环境中融合路由协议路由更新时间与消息流量，并与使用距离矢量算法 DV 协议，及使用 IPv6 地址的 DV 协议进行比较。用 OTcl 写的一个仿真对象的片断如下，

```
set ns[new Simulator]
# Define diefferent colors for data flows (for NAM)
$ns color 1Blue
$ns color 2Red
#Open the NAM trace file
set nf[open out.nam w]
$ns namtrace-all $nf
#Define a'finish' procedure proc finish{}{
global ns nf
$ns flush-trace
#Close the NAM trace file
close $nf
#Execute NAM on the trace file
exec man out.man &
exit ()
}
```

5.4 仿真实验结果分析

5.4.1 固定结点数仿真结果分析

仿真结果数据片段如下:

```
+ 0 10 6 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
- 0 10 6 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
r 0.010096 10 6 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
+ 0.010096 6 3 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
- 0.010096 6 3 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
r 0.020192 6 3 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
+ 0.020192 3 1 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
- 0.020192 3 1 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
r 0.030288 3 1 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
+ 0.030288 1 2 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
- 0.030288 1 2 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
r 0.040384 1 2 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
+ 0.040384 2 5 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
- 0.040384 2 5 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
r 0.05048 2 5 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
+ 0.05048 5 8 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
- 0.05048 5 8 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
r 0.060576 5 8 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
+ 0.060576 8 11 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
- 0.060576 8 11 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
r 0.070672 8 11 tcp 12 ----- 0 10.0 11.0 0 0
```

由此可见, 路由路径为 10-6-3-1-2-5-8-11, 路由耗时 0.070672ms。实验结果表明, 融合路由算法的路由路径与 SP 算法路由路径相同。此融合路由算法在固定节点数的网络中, 不会造成路由迂回。

5.4.2 动态结点数仿真结果分析

本次仿真的实验结果图如下:

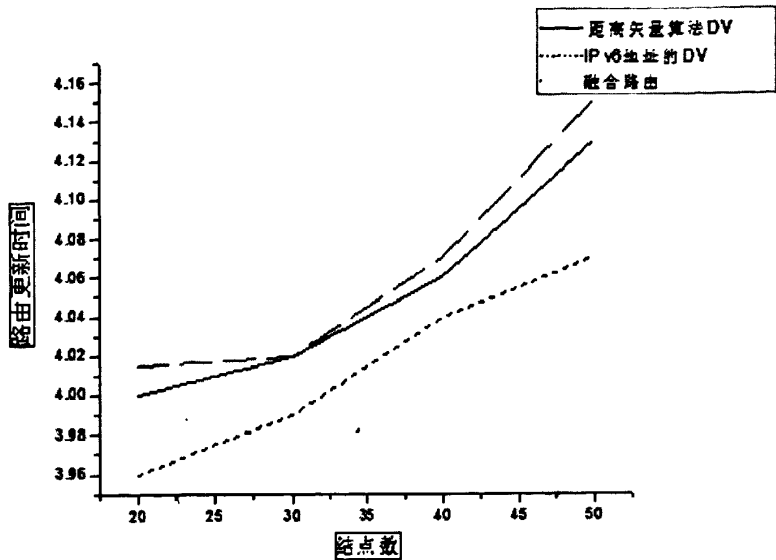


图 5.4 网络结点数 vs.路由更新时间

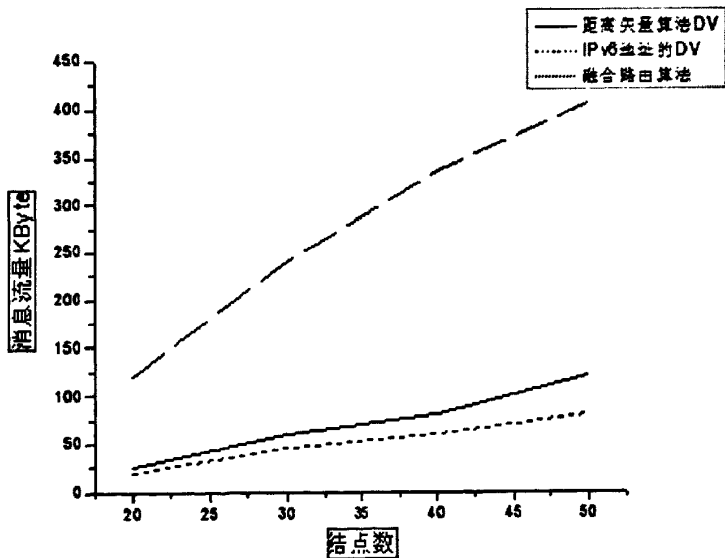


图 5.5 网络结点数 vs.消息流量

实验结果表明结点数减少，使得每个结点维护路由表的存储、通信、计算开销都有所降低，因为网络根据地理区域分区，随结点数增多，融合路由路由更新时间的幅度逐渐减小。而且消息流量也随着网络结点数的减少也更加明显。这也与设计时的预期结果相同。

融合地址比 IPv6 对 IPv4 有更好的互操作性，只需要在 IP 包头中加入 32bit 的附加地址，而 IPv6 总要 128 位。增加了附加标识位的融合地址增加的路由表规模不大，并且能够减少路由迂回，更有利于解决路由表爆炸问题。

第六章 结束语

本论文所设计的融合寻址方案，是针对现有 IP 地址不足，路由表膨胀，而现在的 CIDR、DHCP、NAT 等技术不能彻底解决 IP 地址匮乏，没有实质的增加 IP 地址，IPv6 又与现有 IPv4 不能兼容，难于在短时间内实现的基础上提出的一种新寻址方案。

首先本方案设计了融合地址，融合地址采用现在保留未使用的 E 类 IP 地址，而且融合了 E.164 编码的思想，这样最大的好处是不影响 A、B、C 类地址的使用又能发挥电话网的优势。然后提出了融合路由算法，此算法通过在 NS-2 仿真平台上的仿真结果表明是可行的。

本融合方案是一次对 IP 地址设计的大挑战，需要在尽量兼容现行的 IPv4 网络的基础上按照 IP 编址原则拓展 IP 地址，同时还要考虑到路由表不能因为 IP 地址的增加而过度膨胀的问题。此问题是 IP 寻址设计中的一大难题，本文主要是提供一种思路，是一种前沿的、探路性的研究。鉴于时间的关系，融合方案中还有一些问题没有作过多的考虑。接下来的问题还很多，例如，融合方案如何向上与 IPv6 兼容，目的主机的 IP 地址为何值，如何与 NGN、IMS、软交换等多种概念来进一步统筹考虑等。

相信随着研究的进一步深化，涉及的广度和深度一定会大大超过目前的水平，其可行性和应用性将会大大提高，取得更大的成果。

致 谢

本论文是在导师李秉智教授的悉心指导下完成的。从论文的选题、设计、试验到论文的撰写，每一个环节，导师都给予了非常耐心细致的指导，倾注了大量心血。在这三年硕士学习期间，李老师为我提供了便利的学习和科研条件，在学习生活上给了我无微不至的关怀和帮助。同时李秉智教授渊博的学识和严谨求实的治学作风，无不使我深受启迪，并将铭记在心。特此向李老师表示衷心的感谢！

在此作者还要感谢郑丹、郭梦菲、赵娜、杨琛等同学，感谢他们在课题研究上给予的帮助！

在此论文完成之际，谨向三年来所以关心和帮助我的师长、朋友和亲人致以诚挚的谢意！

2008 年 4 月 20 日

参考文献

- [1] J.Postel.Internet Protocol, RFC791, IETF, 1981
- [2] J.Postel.Internet Control Message Protocol, RFC792, IETF, 1981
- [3] J.Postel.Transmission Control Protocol, RFC793, IETF, 1981
- [4] M.Weiser.Whatever happened to the next-generationInternet, Conununications of the ACM, Volume 44 Issue 9, September 2000
- [5] Y.Rekhter, B.Moskowitz, D.Karrenberg, G.J.deGroot, E.Lear. Address Alloecation for Private Internets, RFC1918, IETF, February 1996
- [6] R.Droms.Dynamic Host Configuration Protoeol, RFC2131, IETF, March1997
- [7] K.Egevang, P.Francis. The IP Network Address Translat or (NAT), RFC 1631, IETF, May1994
- [8] 张捷. 国际公众电信编号计划, 电信网技术, 2003
- [9] 陆学锋, 信息通信网络技术. 北京: 清华大学出版社, 2005
- [10] R.Hinden. Applicability Statement for the Implementation of Classless Inter-Domain Routing(CIDR), RFC1517 , IETF, September 1993
- [11] 曾华荣, 朱怀芳等. 现代网络通信技术. 成都: 西南交通大学出版社, 2003
- [12] T.Pununill, B.Manning.Variable Length Subnet Table For IPv4, RFC1878, IETF, Deeember 1995
- [13] Y.Rekhter, T.Li. An Architecture for IP Address Allocation with CIDR, RFC1518, IETF, September 1993
- [14] K.Egevang, P.Francis. The IP Network Address Translat or (NAT), RFC 1631, IETF, May1994
- [15] 沈军. IPv6 的技术和相关政策, 2002 年 8 月 27 日,
<http://www.ctnt.com.cn/technology/rdjsh/ipv6/ipv603.asp>
- [16] T.Hain.A Pragmatic Report on IPv4 Address Space Consumption, The Internet Protocol Journal, CISCO, 2005, 8(3)
- [17] BGP routing table reports, <http://bgp.potaroo.net/index-bgp.html>
- [18] R.Callon.A Proposal for a Next Generation Internet Protoeol, Proposal to X3S3, IETF, December 1987
- [19] S.Deering, R.Hinden.Internet Protocol, Version6 (IPv6)Specifieation, RFC2460, ITEF, December1998

- [20] Xiaowei Yang. NIRA: a new Internet routing architecture. Computer Communication Review, 2003.
- [21] David D. Clark, John Wroelawski, Karen R. Sollins, Robert Braden. Tussle in cyberspace: defining tomorrow's internet. IEEE/ACM Trans Netw, 2005
- [22] J. CRWOCROFT, S. HAND, R. MORTIER, T. ROSCOE, A. WARFIELD. Plutareh: An Argument for Network Pluralism. In ACM SIGCOMM Workshop on Future Directions in Network Architecture (FDNA'03), 2003
- [23] I. Stoica, D. Adings, S. Zhuang, S. Shenker, and S. Surana. Internet in direction in frastrueture. In Proceedings of the ACM SIGCOMM Conference (Pittsburgh, Pennsylvania, Aug. 2002)
- [24] V. Ramasubramanian, E. G. Sirer. The design and implementation of a next generation name service for the internet. In Proceedings of the ACM SIGCOMM'04 Conference on Communications Architectures and Protocols, August 2004
- [25] Sylvia Ratnasamy, Scott Shenker, Steven McCanne. Towards an evolvable internet. In Proceedings of the 2005 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications. Philadelphia, Pennsylvania. ACM Press, 2005
- [26] 刘鑫剡. IP 交换网原理、技术及实现. 北京: 人民邮电出版社, 2003
- [27] 张云勇, 刘韵洁等. 基于 IPv6 的下一代互联网. 北京: 电子工业出版社, 2004
- [28] Faraz Shamim Zaheer Aziz and Johnson Liu Abe Martey. Troubleshooting IP Routing Protocols. 北京: 人民邮电出版社, 2003
- [29] 中国互联网协会, 2007 中国互联网调查报告
- [30] CNNIC. 2007, 中国互联网络发展状况统计报告
- [31] RFC1918, Address Allocation for Private Internets, February 1996
- [32] 李丹, 吴建平, 崔勇, 互联网名字空间结构及其解析服务研究, 软件学报, 2005,
- [33] S. Deering, R. Hinden. Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification, RFC2460, IETF, December 1998
- [34] 张捷. 国际公众电信编号计划, 电信网技术, 2003
- [35] 张捷. 编号、命名和寻址研究的进展, 通信标准, 2006
- [36] 邮电部 国际通信网自动电话编号, 标准出版社, 1984
- [37] 邮电部 公用电话自动电话编号, 标准出版社,
- [38] M. Weiser. Whatever happened to the next-generation Internet, Communications of the ACM, Volume 44 Issue 9, September 2000

- [39] Steven Bauer , Xiao wei Yang.Future directions in network architecture (FDNA-03).Comouter Communication Review, 2003
- [40] NS-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns>
- [41] 于斌等。NS-2 与网络模拟, 人民邮电出版社, 2007