智能电网监控系统节点部署及性能分析方法研究

（申请清华大学工学博士学位论文）

培 养 单 位 ： 自动化系

学　　科 ： 控制科学与工程

研　究　生 ： 万宇鑫

指 导 教 师 ： 李军　　研究员

二〇一四年九月

智能电网监控系统节点部署及性能分析方法研究

万 宇 鑫

Research on node placement and analysis methods for smart gridmeasurementand control system

Dissertation Submitted to

Tsinghua University

in partial fulfillment of the requirement

for the degree of

Doctor of Philosophy

by

YuxinWan

(Control Science and Engineering)

Dissertation Supervisor： Prof.Jun Li

September,2014

关于学位论文使用授权的说明

本人完全了解清华大学有关保留、使用学位论文的规定，即：

清华大学拥有在著作权法规定范围内学位论文的使用权，其中包括：（1）已获学位的研究生必须按学校规定提交学位论文，学校可以采用影印、缩印或其他复制手段保存研究生上交的学位论文；（2）为教学和科研目的，学校可以将公开的学位论文作为资料在图书馆、资料室等场所供校内师生阅读，或在校园网上供校内师生浏览部分内容；（3）根据《中华人民共和国学位条例暂行实施办法》，向国家图书馆报送可以公开的学位论文。

本人保证遵守上述规定。

（保密的论文在解密后遵守此规定）

作者签名：　　导师签名：

日期：　　日期：

摘要

监测控制系统是实现电网可观可控性的基础，是实现智能电网的条件。智能电网信息网络将从专网走向共享网络，本文重点研究了共享网络下智能电网监控系统的构建和性能分析，分别对电能质量监测节点部署、共享网络下传输中转节点部署、监控系统端到端性能分析三个问题进行了理论研究。此外，本文设计实现了满足智能电网监控系统需求的电网通信网混合仿真器，在此基础上以南方电网广域控制系统为案例进行了实证研究。论文的主要创新点包括以下几部分：

（1）智能电网电能质量监测节点选址的理论分析和算法设计。电能质量监测用于解决电网系统的可观性问题，本文将该问题分析中常用的可观测约束拓展至可观测可定位的统一约束，在此基础上提出了监测节点选址问题的快速寻优算法，较现有算法有明显性能改进。

（2）共享网络模式下传输中转节点选址的理论分析和算法设计。本文将现有基于中转一次的节点选址理论分析拓展至任意中转次数情况，证明了该问题的复杂度及多项式时间算法理论近似比边界，提出了一个多项式时间算法并对其近似比进行了理论分析。

（3）智能电网监控系统性能描述模型。本文将监控系统抽像为同步计算服务系统，提出了监控系统统一网络演算描述模型。给出了基于增量过程自相关函数计算流量到达曲线的方法，求取了增量过程为广义柯西过程假设的流量达到曲线，较现有分形布朗流量模型更符合实际数据。

（4）智能电网监控系统端到端延迟上界计算方法。本文将现有网络演算中传输系统时延分析拓展至同步计算传输系统时延分析，将该问题简化为一个最大/最短路径的选取问题，从理论上给出了同步计算服务系统端到端延迟上界计算方法。

（5）智能电网混合仿真平台设计及实证研究。基于智能电网系统监控系统仿真特点及需求，本文设计实现了电力网通信网混合仿真器，相对现有混合仿真器仿真误差更小。在此基础上，本文对南方电网广域阻尼控制案例进行了实证研究，实验结果表明本文研究内容可以很好的结合于实际应用中。

关键词：智能电网；监控系统；节点选址；性能分析；混合仿真

Abstract

Measurement and control system (MACs) is the basic module to achieve observability and controllability for power grid, which is the foundation of smart grid. Imformation network for smart grid will shift from dedicated network to shared network. This dissertation focuses on the implementation and performance analysis of MACs for smart grid in shared network. Three theoretical problems are studied which includes power quality monior (PQM) placement, relay node placement in shared network, end-to-end performance analysis in MACs. Besides, an integrated simulation tools for smart grid MACs is provided in this dissertation. A MACs case in China Southern Power Grid is analysised and studied with proposed method and simulation tool. The main innovations of this dissertation are summarized as follows.

(1) Theoretical analysis of PQM placement problem and algorithm design. Power quality monitoring is used to achieve observability in power grid. This dissertation provides anintegrated model which considers both system observability and fault location constraints in PQM placement problem. An efficient algorithm is also provided to solve the problem. The proposed algorithm works faster than current algorithm while maintaining the accuracy of results.

(2) Theoretical analysis of relay node placement problem (RNPP) and algorithm design. Theoretical analysis of RNPP with one-hop relay is expaned to multi-hop relay. Theoretical boundary of approximation ratio of a polynomial algorithm for RNPP is given. Also apolynomial algorithm is proposed and analyzed.

(3) Performance analysis model for MACs in smart grid. MACs is simplified as a synchronization computing service system. An integrated decription model based on network calculus method is provided. An arrival curve calculating method based on auto-correlation function (ACF) of increment process is brought. Arrival curve based on generalized Cauchy increment assumption is calculated. The calculated arrival curve is better than current fractal Brown Motion arrival curve.

(4) End-to end delay bound calculation method for MACs in smart grid. Delay bound calculation method in current network calculus theory is expanded to calculate delay bound in proposed synchronization computing service system. Thiscalculation

problem is furtherreduced to a max/min path problem, which provides the method to calculate delay boundfor MACs.

(5) Implementation of an integrated simulation environment for smart grid and case study. Based on the analysis of MACs in Smart Grid,an integrated simulation environment tool is provided in this dissertation. Compared with current simulation tools, the proposed tool achieve less simulation error.A MACs case in China Southern Power Grid is analysised and studied with proposed method and simulation tool. Experimental results showthat methods and simulation tool proposed in this dissertation can be applied in practical application.

Keywords:smart grid; measurement and control system; node placement; performance analysis; integrated simulation

目录

摘要 I
目录 IV
第 1 章 引言 1
1.1 研究背景及意义 1
1.2 未来智能电网信息网络可能的模式 3
1.2.1 电力专网融入公网形成通用网络 4
1.2.2 电力专网和公网构成混合网络 5
1.3 本文研究内容及思路 6
1.3.1 电能质量监测节点选址问题 7
1.3.2 共享网络中转节点选址问题 7
1.3.3 监控系统性能建模 8
1.3.4 监控系统端到端性能分析方法 8
1.3.5 智能电网混合仿真平台设计实现及实证研究 9
1.4 论文的组织结构 9
第 2 章 相关工作及理论基础 11
2.1 智能电网监控系统节点选址的相关工作 11
2.1.1 电能质量监测节点选址问题研究现状 11
2.1.2 共享网络传输中转节点的选址问题 12
2.2 服务系统性能分析的网络演算理论 13
2.2.1 本文使用的网络演算理论的相关内容 14
2.2.2 服务系统输入流量的分形到达模型 19
2.3 本章小结 22
第 3 章 电能质量监测节点选址 24
3.1 监测节点选址问题建模 24
3.1.1 PQM 选址的可观测约束 25
3.1.2 PQM 选址的可定位约束 27
3.1.3 PQM 选址的统一简化模型 28
3.2 监测节点选址问题分析及算法设计 29
3.2.1 PQM 选址问题与 K 中间点问题的转化 29

3.2.2 PQM 选址问题算法设计 30
3.3 监测节点选址问题实验及结果对比 31
3.3.1 可观测约束下结果对比 31
3.3.2 可观测可定位约束下结果分析 33
3.4 本章小结 34
第 4 章 监控系统传输中转节点选址 35
4.1 传输中转节点选址问题建模 35
4.2 K-RNPP 问题理论分析 37
4.2.1 K-RNPP 问题复杂性分析 37
4.2.2 K-RNPP 问题的理论近似比边界 38
4.3 K-RNPP 问题求解算法设计 40
4.3.1 K-RNPP 求解算法设计及性能分析 40
4.3.2 遗传算法设计 43
4.3.3 TAG 算法 44
4.4 K-RNPP 问题实验及结果分析 44
4.4.1 基于 MATLAB 的算法性能评价 45
4.4.2 基于 EstiNet 网络仿真器的实验结果 49
4.5 本章小结 51
第 5 章 监控系统服务性能建模 52
5.1 监控服务系统的等效服务模型 52
5.1.1 智能电网监控系统与网络服务系统的区别 52
5.1.2 同步计算传输统一网络演算表述 54
5.2 共享网络下等效传输服务曲线 57
5.2.1 基于增量过程相关函数推导流量到达曲线 57
5.2.2 增量过程为分形高斯的流量到达曲线 61
5.2.3 增量过程为广义柯西假设的流量到达曲线 63
5.3 实际网络流的拟合验证及对比 65
5.3.1 实验设计 65
5.3.2 实验结果 66
5.4 本章小结 69
第 6 章 监控系统端到端延迟上界计算方法 70
6.1 同步传输服务系统的等效分析方法 70

6.1.1 同步传输服务的近一步分析 70
6.1.2 暂停服务系统的延迟定理 71
6.2 监控系统的等效延迟计算 72
6.2.1 同步系统延迟分析 72
6.2.2 同步系统延迟上界定理 78
6.2.3 同步系统延迟上界计算的等效方法 83
6.3 监控系统时延实验测试 84
6.3.1 仿真网络拓扑图及实验设计 84
6.3.2 监控系统延迟上界理论分析 86
6.3.3 监控系统时延仿真实验结果 89
6.4 本章小结 91
第 7 章 混合仿真平台设计实现及实证研究 92
7.1 电网通信网混合仿真器 92
7.1.1 混合仿真器设计难点 92
7.1.2 本文设计的混合仿真器 93
7.1.3 混合仿真器的实现 96
7.2 南方电网广域闭环阻尼控制案例 100
7.2.1 广域闭环阻尼控制案例背景 100
7.2.2 广域闭环阻尼控制系统实验设计 102
7.2.3 广域闭环阻尼控制系统实验结果 104
7.3 本章小结 108
第 8 章 总结及未来展望 109
8.1 全文工作总结 109
8.2 未来工作展望 110
参考文献 111
致谢 119
声明 120
个人简历、在学期间发表的学术论文与研究成果 121

第1章　引言

随着现代通信、计算、网络和控制技术的发展，信息技术运用领域的不断开拓，信息与能源技术的结合已然成为一种发展的必然趋势，而这种结合也催生了一个新的概念：智能电网，即利用先进的信息技术，提升能源管理水平，实现能源进一步的精密化调控 [1]。本章将阐述论文的研究背景，介绍智能电网的核心理念与实践意义。智能电网监控系统是实现智能电网可控可观性的基础，在给出未来智能电网信息网络将走向共享网络（Shared Network）这一基本前提下，本章讨论了两种可能的智能电网共享网络的模式，进而引出本文的研究思路和主要贡献，最后本章对论文的组织结构进行了介绍。

1.1　研究背景及意义

传统电力系统目前面临着一系列难题，如峰值使用时的“电荒”、信息获取的不及时造成的设备利用率低、大量使用化石能源造成对环境的污染等。据统计，2008 年北美电力系统的能源使用效率仅为 1/3，发电和输配电的能源损耗却占到 2/3，同时 65%以上的电力均来自于化石能源（煤、天然气）[2]。当前电力网络面临四个主要问题：一是电力系统重要参数随机、时变、不可观，造成电力系统预测和调度困难；二是输电线路的真正输电极限未知，往往靠大的保守度换取可靠性，造成线路利用度低；三是对于远距离输电中的故障无法准确获知故障信息，如故障地点和严重程度，往往采取试探办法应对故障，造成设备大量冗余；四是电力系统有功无法存储，无功无法动态平衡，负荷无法互动，热备用造成浪费 [1]。

而智能电网指在将现代信息系统融入传统能源网络构成的新电网系统，从而使电网具有更好的可控性和可观性，解决传统电力系统能源利用率低、互动性差、安全稳定分析困难等问题；同时智能电网对能量流实时调控，便于分布式新能源发电、分布式储能系统的接入和使用。智能电网的第一个显著特点是可观性强。即借助信息网络技术，实时监控电力系统各节点的信息，实现对电网运行状态、资产设备状态和客户用电信息实时、全面和详细监视，消除监测盲点。智能电网的第二个显著特点是发电用电双方动态交互。即根据实时获取的电网发电信息和用户用电信息进行优化调度，降低用电成本，提高供电的安全性。智能电网的第三个显著特点是可靠性高，即可以从系统震荡中自动恢复，对于系统失稳趋势提前报警。由此可见，智能电网是在传统电网的基础上构建起来的集传感、通信、

计算、决策与控制为一体的综合数物复合系统，通过获取电网各层节点资源和设备的运行状态，进行分层次的控制管理和电力调配，实现能量流、信息流和业务流的高度一体化，提高电力系统运行稳定性，以达到最大限度地提高设备利用效率，提高安全可靠性，节能减排，提高用户供电质量，提高可再生能源的利用效率。智能电网最终目标是降低能源消耗成本，改善居民用电质量，降低电力运行成本，从而促进国民经济发展。综上所述，智能电网的实施对于经济社会的发展具有重要意义。智能电网和传统电力系统之间的区别如图 1.1 所示 [1]：

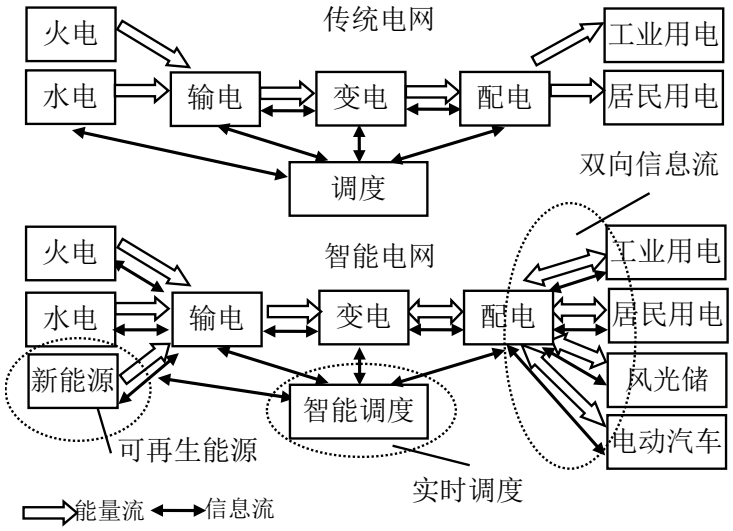


图 1.1 传统电网和智能电网区别示意图

从图 1.1 及上文可以看出，智能电网与传统电网的本质区别在于电力系统调度的实时性以及电力系统全生命周期能量流和信息流的双向传递。而这里的双向信息流即通过智能电网监控系统实时获取及传输电网量测和控制数据，可见实现智能电网的基础在于监控系统。由于电网设备存在数量大、分布范围广等特点，因此构建满足智能电网应用需求的监控系统在两方面面临成本和性能之间的矛盾。首先是监测节点的部署方面，举例来说，电能质量监测是实现电网故障快速定位和恢复的基础系统，电能质量监测位置需要部署电能质量监测器 PQM（Power quality monitor），由于成本约束，不可能在每个电网系统的组件上都安装 PQM，例如在深圳电网，目前仅在 110kv 变电站和 10kv 变电站安装了 PQM，但 PQM 的总数量已经到达 651 台。如果考虑 10kv 以下电网侧的大量组件及大量的用户负荷，10kv 以下所有电网节点都安装 PQM 不现实的。因此如何在满足系统可观测性的前提下，减小 PQM 部署数量是实现全网电能质量监测面临的矛盾。其次是监控系统网络的构建方面，现有的电力信息网络是按照专网模式构建，监测节点与控制中心之间用光纤连接，虽然这样的方式可以保证网络的性能，但由于该网络只对电

网应用服务，造成资源的极大浪费。举例来说广域量测系统 [3~7]（Wide Area Measurement System，WAMS）被认为是智能电网的重要构成，WAMS 是由量测设备 PMU 单元、高速数字通信设备、电网动态过程分析设备共同组建而成的综合系统，能够为各种管理以及分析软件（如能量管理系统 EMS）提供实时数据。相对于电力系统现有的数据采集监控网络 (Supervisory Control And Data Acquisition，SCADA)系统 [8][9]，WAMS 能够提供百毫秒量级的实时监测数据，而 SCADA 系统数据采集时间达到分秒级，因而 WAMS 系统可以为实时性要求高的需求如电网广域控制、能量调度等提供支持。截至 2009 年我国已投入 1000 多处 PMU 节点，但只覆盖 500kv 电压等级及部分 220kv 等级电力系统，110KV 电压等级以下无 PMU 节点部署。制约 WAMS 系统推广的主要瓶颈就在于成本约束。未来智能电网的实施将伴随海量的电网监测传感器的部署，光纤专网的构建模式是不可持续的，使用共享网络（shared network）则可以减小建设成本 [10~14]，加快智能电网实施速度。

这种共享网络可以是电力数据借助现有的其他网络，也可以是其他应用的数据借助电力信息网络进行数据传输，如国家电网现在大力推动的电力光纤入户，即是在电力信息网络上运行其它应用数据。另一方面，从物联网发展的角度看，多类应用共享相同的底层信息网络，是实现物联网的最有效途径 [15]，智能电网作为物联网的一类典型应用，无论从数据共享的角度还是构建成本的角度，其信息网络走向共享而非专用是发展的必然。事实上，现在的电力专网上也在运行电力办公信息化、视频会议、语音通信等其他应用数据，只是这些应用属于电力系统自身，尚无外界应用使用电力信息网络。

能源是经济社会发展中最重要的问题之一，智能电网可用于改善现有能源利用问题，因此具有重要实践意义。而监控网络是实现电网可控可观性的基础，由于未来的智能电网信息网络将走向共享网络，如何在共享网络上保证电力监控系统的正常运行，是实施智能电网需要解决的关键问题。本文旨在研究智能电网监控系统的设计及性能分析方法，从监控节点的选址，共享网络模式下网络中转节点的选址，监控系统端到端性能建模分析等角度入手进行研究，为智能电网未来的大规模实施奠定理论和实验基础。

1.2 未来智能电网信息网络可能的模式

现有的电力通信网主要还是根据电网公司内部应用需求建立的内部专用网，因此其覆盖范围有限，例如我国电力系统只在 110KV 电压等级之上部署有骨干光纤专网，虽然国网公司计划将骨干传输网部署至 35KV 变电站 [16]，但 35KV 及之下的电力接入网目前是比较薄弱的，未来智能电网建设中很大一部分是分布式能

源与微网的接入及使用，而微网系统通常存在于低电压等级，因此现有的电力专网无法满足智能电网的应用需求。虽然在低压测电力接入网也可以借助电力线通信技术如 PLC（Broadband over Power Line）和 BPL（Broadband over Power Line）进行传输，但电力线通信的主要制约是带宽小和传输性能不稳定 [17]，大规模使用电力线通信进行数据传输不现实。从成本的角度看，未来智能电网使用已有的通用网络可以起到节约成本的目的。另一方面，专网的模式会造成智能电网数据的孤立，无法为其他应用服务 [15]，为了真正实现物联网，电力信息网络也应为其他应用提供服务。综合看，未来智能电网将从专网走向共享网络。根据现有电力信息网络的实施程度，未来智能电网共享网络可能的模式无外乎两种：一是彻底将电力专网融入通用网络，二是电力专网和通用网络构成混合网络，保留电力专网的部分私有性。

1.2.1 电力专网融入公网形成通用网络

电力专网融入公网即完全抛弃现有电网的私有属性，将当前的电力专用网络的基础设施作为公网进行使用，电力通信作为一个独立的网络运营商 ISP 对外提供服务，和其余 ISP 互联形成统一信息网络。

当前的通用互公用互联网源于美国军方的 ARPANET，是一个基于分组交换的网络构架，其核心内容在于 TCP/IP 协议。分组交换网络区别于以往电路交换网络之处在于电路交换网络在开始通信前需要定制通信过程中的链路资源，在通信过程中这些资源是被单独占用的。而分组交换网络中，数据被拆分为一个个小的网络包，每个包独立的从数据源发送至目的地。由于电路交换网络需要独占资源，且无论通信过程中是否使用该资源都无法被其他请求使用，因此电路交换网络的使用规模受到限制，多见于电话网络及传统电报网络。

分组交换网络解决了网络资源的使用效率问题，因此自上世纪 60 年代以来得到迅速发展，但分组交换技术同时会带来了网络服务质量的下降。由于网络资源是共享使用的，自然会出现竞争、排队以及数据丢失。当前的公有互联网基于 TCP/IP 协议，仅提供尽力而为的服务。从系统性能和理论基础的角度，X.25 及 ATM 网络均优于 TCP/IP 网络，但恰恰是由于 IP 协议的简单性，使得各个局域网之间的数据交换和传输成为了可能，最终形成了现在的互联网。图 1.2 是当前互联网“沙漏”模型。

图 1.2 表明 IP 协议和分组交换技术是构成当前互联网的关键，同时也是制约当前互联网发展的瓶颈。借助于简单的 IP 协议，不同区域的局域网实现了互联。从小的局域网连接成大的国际互联网是一个分层聚集的过程，而不同层次的 Internet

Service Provider（ISP）则使得不同层局域网可以互联。

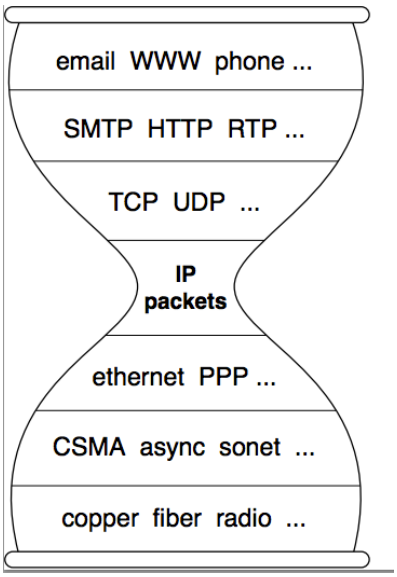


图 1.2 Internet 沙漏模型

如果电力专网融入现有互联网形成通用网络，则必将与现有互联网中存在同样的特点，即网络具有很好的可扩展性，便于智能电力设备的接入。但同样，由于 TCP/IP 协议的天然缺陷，网络性能无法保证。

1.2.2 电力专网和公网构成混合网络

电力专网和公网混合网络即电力信息网络保留一部分的私有特性，为电网系统的核心业务提供专属服务，另一方面，公网作为电力专网的补充，在低电压等级侧等电力专网薄弱之处为智能电网提供服务，同时原电力专网中运行的一些非核心业务也可以利用公网进行传输。

1.2.1 节谈到基于 TCP/IP 构架的互联网弱化了对于服务质量的保证，现有的电力专网与公用互联网除去面向的用户专一外，另一特点就是部分电力专网使用了具有 QoS 控制功能的网络架构，包括基于资源预留协议 RSVP（Resource Reservation Protocol）[18]的综合服务模型 InterServ（Integrated Services Architecture）[19]、基于业务流服务类别划分的区分服务模型 DiffServ（Differentiated ServiceArchitecture）[20]、多协议标签交换 MPLS（Multiprotocol Label Switching）[21]等。如果按 1.2.1 节方式构成未来的智能电网信息网络，已有电力专网的 QoS 控制措施将无法产生作用，其原因是具有 QoS 控制机制的网络与普通 IP 网络采用的网络底层设备不同。因为基于 IP 协议基础上的 QoS 网络，通常是通过在路由器端增加额外的流量监控和调度策略来实现网络 QoS 的保证。

图 1.3 显示了一个典型的 RSVP/InterServ 连接建立过程。在建立连接之前，请求端需要先将请求连接的流量模型，需要满足的 QoS 条件封装为 T-SPEC（Traffice specification）说明，然后再将请求发送给路由器。路由器在接受到用户请求之后再添加一部分与该路由器相关的信息，如容量、处理时延等，以 AD-SPEC 进行封装。目的地在接收到请求后，根据请求端的 QoS 需求计算需要满足 QoS 的最小资源，并以 R-SPEC 进行封装后沿相同的路由路径返回请求端。在返回过程中，路由器根据 R-SPEC 的说明进行资源预留，如无法满足，则返回错误。

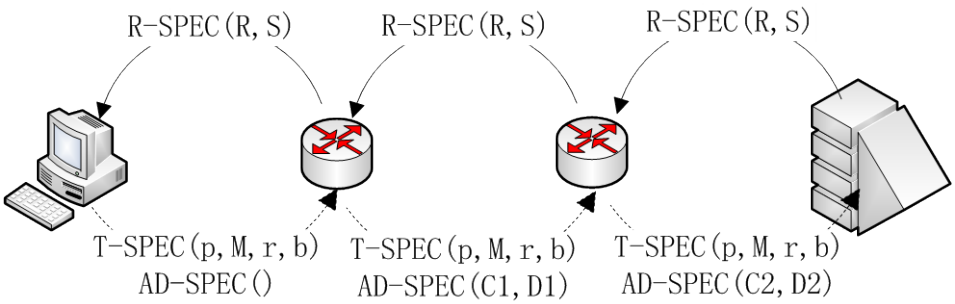


图 1.3 RSVP/InterServ 连接建立过程

图 1.3 表明 QoS 路由器需要对连接的具体状态等信息进行维护，大多数现有的公网设备并不支持此功能，如果电力专网融入现有公网，则由于公网设备无法支持 QoS 造成现有电力专网的 QoS 控制也无法实现。而让公网按电力专网实现 QoS 是不现实的，因为无论是 RSVP/InterServ、DiffServ 或是 MPLS 的实现均需要大量更换现有互联网的底层设备。这也是目前 InterServ、DiffServ、MPLS 等 QoS 网络没有大规模推广的主要原因。

如果使用电力专网和公网混合的模式，则可以通过设置合适的网络转换节点使得原有的电力专网 QoS 控制策略继续得以使用，使智能电网核心业务数据的服务质量得到保证。同时，公网可以对现有电力专网的非核心业务进行服务，如视频、语音通信等，从而减少电力专网上的应用数据，近一步保证核心业务的服务质量。此外，公网还可以对现有电力专网的薄弱部分进行补充，避免不必要的建设成本，促进智能电网的建设。

1.3 本文研究内容及思路

根据 1.1 及 1.2 节的分析，未来智能电网走向共享而非专网的模式是发展的必然，而电力专网和现有公网构成混合网络的模式可以最大限度的利用现有电力专网的 QoS 特性并降低智能电网的实施成本，因而是比较理想的构建未来智能电网信息网络的模式。

本文沿着共享网络模式下智能电网监控系统监测节点如何部署、监测数据如何传输、监控系统端到端性能如何评价、监控系统如何进行仿真测试这一思路开展研究。引入了计算复杂性分析方法、优化方法、网络演算理论及随机分形过程理论，分别对智能电网监控系统监测节点部署、共享网络模式下传输中转节点部署、监控系统端到端性能分析三个理论问题进行了理论和实验研究。

另一方面，本文采用理论和实际相结合的研究方式，设计实现了满足智能电网监控系统仿真需求的电力网通信网混合仿真器，在此基础上以南方电网广域控制系统作为案例对前文理论进行了实证研究，说明了本文方法如何应用在实际系统中，全文的主要研究内容包括以下五个方面。

1.3.1 电能质量监测节点选址问题

监控系统是实现智能电网可观可控性的基础，而要实现系统的可控前提条件是可观。本部分研究重点对智能电网监控系统中的一类监测节点选址问题进行了研究，即电能质量监测器 PQM（Power quality monitor）的节点选址。由于成本约束，不可能在每个电网系统的组件上都安装 PQM，故需要优化 PQM 的部署位置以节约成本。以往在该问题的研究上主要考虑的是如何在保证电网系统的可观性基础上进行优化，将问题建模为整数线性规划问题进行求解 [22~25]。一方面，现有优化模型未考虑电能质量事件的定位约束，另一方面，现有算法的效率存在问题。

本部分工作首先描述了 PQM 选址时的故障定位约束，通过方程变换将其与现有的可观性约束进行统一，从而得到 PQM 选址问题的可观可定位统一优化模型。之后，本文利用 K 中间点问题（K-median problem）的相关研究，将 PQM 选址的寻优问题转换为一组 K 中间点寻优问题，利用 K 中间点问题的相关算法设计了 PQM 选址问题的寻优算法。经过实验对比验证，该算法在保证性能的基础上很大程度提高了效率。

1.3.2 共享网络中转节点选址问题

智能电网信息网络未来将走向共享而非专用网络，无论是电力专网彻底融合成为公共互联网还是专网公网混合模式，都需要在网络中设计专门为电力应用服务的节点，用于提高网络的服务质量。例如采用混合网络，则需要设计公网和专网的中转接点（电力专网的接入节点）。该问题可以规约到覆盖网络中转节点选择问题中，现有中转节点的选取方法多基于启发式算法 [26~30]，且仅对中转一次的节点部署问题进行了理论分析，所谓中转一次即源节点和目的节点间只经过一次节点转发。

本部分将任意中转次数下的中转节点选址问题抽象为图的描述，并利用 K 中间点问题（K-median problem）证明了该问题是 NP-hard 问题，之后近一步给出了该问题采用多项式时间算法能达到的近似比边界，最后设计了一个较优的多项式时间算法并证明了该算法可以达到的近似比。

1.3.3 监控系统性能建模

在共享网络模式下，监控系统的端到端性能无法与专网比拟，判断何种应用可以工作在共享网络模式下则需要对共享网络下监控系统端到端性能进行分析，现有的研究工作多基于网络测试工具如 ping 测试描述传输系统性能[31][32]。一方面，根据 W.E.Leland 于 1994 年发表的著名论文“On the self-similar nature of Ethernet traffic”，现有的互联网存在自相似及分形的特点，网络特性在很短的时间内依然会发生急剧的变动[33][34]。另一方面，智能电网监控系统需要对数据进行分析处理和反馈控制，其端到端性能既包括网络传输性能又包括计算性能；此外，结合对智能电网广域监控案例的分析，智能电网监控系统还存在同步需求。因此，需要新的模型对智能电网监控系统进行描述。

本部分工作利用网络演算理论和具有流量转换特点的网络演算理论分别对监控系统通信性能和计算性能进行服务建模，并根据监控系统的同步特性构建了监控系统统一网络演算描述模型。该模型分析中的难点之一是计算共享网络模式下网络服务曲线。根据网络演算理论中的剩余服务定理，共享网络模式下监控系统的网络服务曲线可以等效为网络总体服务与其它应用流量到达曲线的差值，因此求取监控系统网络服务曲线转变为求取其它应用流量到达曲线。本文提出了基于流量增量过程的自相关函数计算流量到达模型的方法，并计算了增量过程为广义柯西过程假设下的流量到达模型，对现有的增量过程为分形高斯过程假设的网络流量到达模型进行了拓展，实验表明由本文模型计算得到的流量到达曲线比现有流量到达曲线更贴近于实际数据。

1.3.4 监控系统端到端性能分析方法

本部分对监控系统的端到端延迟边界进行分析。现有的网络演算理论中的重要一环是传输系统端到端延迟上界的计算[35]，对于有同步计算需求的传输系统而言，系统的延迟不仅仅与传输造成的延迟相关，还与不同通道数据间的延迟时间差相关。因此，原有的延迟上界计算分析理论无法直接对智能电网监控系统的端到端延迟上界进行分析。

本部分从理论上对同步计算传输系统的延迟问题进行了分析，证明了同步计算传输系统的时延上界求解问题可以等效为一个一般的图最大/最短路径选取问题，从而给出了计算智能电网监控系统端到端延迟上界的方法。

1.3.5 智能电网混合仿真平台设计实现及实证研究

在智能电网的研究工作中，一套综合电力网和通信网的仿真平台是研究智能电网的必备条件。已有的电网通信网混合仿真平台存在两类问题，一是混合仿真平台存在累积仿真误差[36~39]，二是混合仿真平台多未采用大规模电网系统的实际拓扑。

本部分工作对建立电力网通信网混合仿真器的难点进行了分析，给出了一个新的混合仿真平台设计方案并进行了编程实现。本文采用了清华电机系研发的 TH-STBLT 电网仿真器[40~42]并使用了南方电网实际电力拓扑，包括南方电网 220kV 及以上交直流系统的 1070 交流节点、192 台发电机、1388 条交流线路及约 300 个综合负荷。本文在混合仿真平台上对南方电网广域阻尼监控案例进行实验研究，验证了本文提出的相关理论。

1.4 论文的组织结构

本文围绕基于共享网络这一基本条件对智能电网监控系统的搭建及性能分析进行研究，以理论实验相结合的方式开展工作。论文共 8 个章节，具体内容如下：

第一章（即本章），介绍智能电网的概念及应用背景，指出共享网络是未来智能电网信息网络的必然趋势，从而引出本课题的研究思路和主要研究内容。

第二章介绍相关工作和本文需要用到的理论工具。首先对智能电网电能质量监测节点选址问题、通信中转节点选址问题的现有工作进行介绍。其次对网络演算理论及具有流量变换特性的网络演算理论进行简要介绍，并简要描述分形、长相关及自相似的相关概念。

第三章对智能电网电能质量监测节点的选址问题进行建模，给出可观测可定位的统一约束下的优化模型描述，在此基础上提出监测节点选址问题的快速寻优算法并与现有方法进行对比实验。

第四章对任意中转次数下中转节点选址问题进行建模，给出该问题的复杂性证明，近一步证明该问题采用多项式时间算法能达到的近似比边界，之后提出一个多项式时间算法并通过理论和实验说明该算法的性能。

第五章提出智能电网监控系统端到端性能模型，给出对智能电网监控系统计

算性能、传输性能及同步特点进行描述的统一网络演算模型，指出该模型计算中的两个难点并解决其中的网络服务曲线计算问题。

第六章提了智能电网监控系统端到端延迟上界计算方法，基于网络演算理论对同步计算传输系统延迟上界进行理论分析，从理论上给出该类系统延迟上界的求取方法并网络仿真器中对该方法进行实验验证。

第七章说明搭建电力网通信网混合仿真平台的主要难点，给出本文设计实现的混合仿真平台，之后在该仿真平台上对南方电网广域阻尼监控案例进行实验研究，说明上文方法如何应用于实际工作中。

第八章总结全文，指出论文工作尚未完善的部分以及近一步研究内容。

全文的组织结构图如图 1.4 所示。

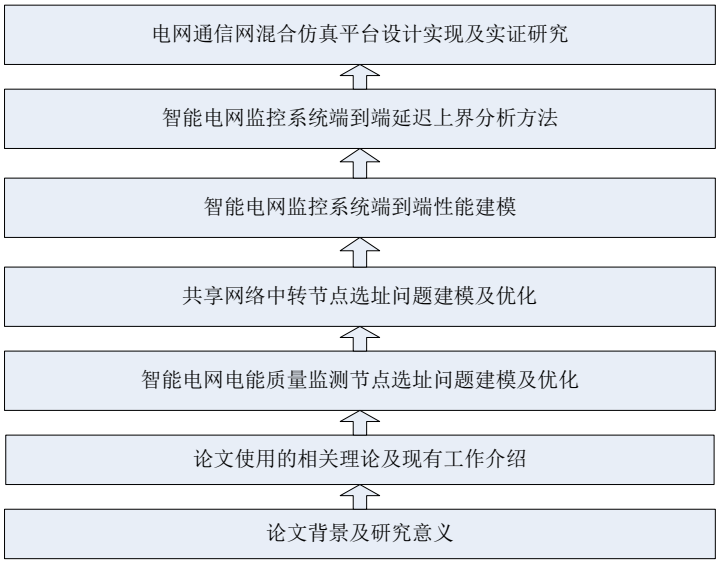


图 1.4 论文组织结构图

第2章　相关工作及理论基础

本章对本论文研究内容的相关研究工作现状进行介绍，首先将给出智能电网监控系统节点选址的相关工作，之后对用于服务系统性能分析的网络演算理论进行介绍，并对分形、自相似及长相关过程进行简要概述。

2.1　智能电网监控系统节点选址的相关工作

2.1.1　电能质量监测节点选址问题研究现状

智能电网的一个关键特性在于其自愈性 [43]，实现智能电网故障快速恢复的前提条件是可以对电力系统的性能进行实时监测 [44]。电能质量监测是实现电力系统故障监测的一项重要手段，也是未来智能电网的重要构成。电能质量监测节点需要部署电能质量监测器 PQM（Power quality monitor），由于成本约束，不可能在每个电网系统的组件上都安装 PQM，因此在满足电网系统可观测性的前提下，以最小成本为目标函数优化PQM部署位置是实现电能质量监测节点选址问题研究的内容。

C.Ammer 等人在文献[45]中考虑了电能质量监测冗余测量的问题，提出一种基于相关性和回归分析的方法，可以对具有相似表现的电力系统节点进行分析，从而减少冗余的测量量，但由于他们的方法是建立在数据分析的基础上的，因而只能保证概率意义下的准确率。

M.Eldery 等人在文献[22]中对电能质量监测器的的选址问题进行了理论建模，他们利用欧姆定理和基尔霍夫电流定理从理论上对电网节点间的相关性进行了分析，从而得到了电能质量事件在不同 PQM 位置的可观测矩阵，在在此基础之上他们将 PQM 的选址问题转变为整数线性规划问题，该优化问题的目标是在保证电能质量事件可观测性的前提下寻找最少的 PQM 数量，他们采用了 TOMLAB 对该优化问题进行求解。

G.Olguin 等人于文献[23]采用了和 M.Eldery 等人类似的研究思路，即通过构建电力输电线的阻抗矩阵，分析电压质量事件被不同 PQM 位置的可观测性。他们定义了 PQM 可监测区域 MAR（monitor reach area）的概念，即同一个位置的 PQM 可以观测到的所有电能质量事件，因此优化的目标为查找最优的 PQM 位置使得所有 PQM 的 MAR 构成的集合可以覆盖电力网络的所有部分，他们采用了隐枚举法对得到的优化问题进行求解。

Dong-Jun Won 等人在文献[24]中用有根图表示电力系统的拓扑连接关系，他们将电力网络中的传输设施（输电线）定义为图中的元素，将输电线连接的终端定义为图中的点，从而得到不同点和元素之间的关联矩阵，从而可以对 PQM 部署位置的可观测范围进行定义。近一步，他们还根据不同系统的重要性程度定义了观测权重。他们提出了一种模糊性检查算法（Ambiguity-checking algorithm）求解该问题。

D.C.S.Reis 等人在 M.Eldery 的工作基础上将 PQM 选址问题简化为一个经典的 NP 难问题，即集合覆盖问题，并提出了一种基于分枝定界的求解算法 [25]。在该问题上的相关工作还包括 [46][47]，一些群体智能算法如遗传算法、粒子群优化算法等被引入求解 PQM 优化问题。

现有 PQM 优化选址问题的相关工作中只侧重于电能质量事件的可观测性约束，而没有考虑电能质量事件的定位约束，即可以根据观测到的电能质量事件定位发生故障的电网节点。虽然文献[48~50]对电能质量事件的定位问题进行了探讨，但并未将该问题与 PQM 的优化选址结合起来，大都是在 PQM 位置给定的情况下运用分析方法减少定位误差。

2.1.2 共享网络传输中转节点的选址问题

未来智能电网信息网络将走向共享网络，无论是电力专网彻底融合成为公共互联网还是专网公网混合的模式，都需要在共享网络中设计专门为电力应用服务的节点，用于提高网络的服务质量。例如采用混合网络，需要设计公网和专网的中转接点（电力专网的接入节点）。事实上这种设置中转节点的方法就是在实际网络上构建一层虚拟的逻辑网络，这种方法通常被称为覆盖网技术。设置中转节点可以改进网络传输性能是因为当前互联网基于 BGP 协议进行局域网间选路，BGP 协议中无法保证跨域路由是最优的 [51~53]。而中转节点使得传输路径可以不按照 BGP 路由表的设置，因而可以避开一些错误或是不好的路由策略。相关实验表明中转节点确实可以改善网络端到端性能 [53~55]，问题是如何选取这些中转节点的部署位置。

对于中转节点选址问题较早的研究可以参见文献[56]，S. Ratnasamy 等人将节点按照临近程度进行分类（binning），然后将分类后的节点集用于中转节点位置的选取。分类的原理是测试待选节点与标记节点（landmark）集之间的延迟，然后再按照延迟的大小构成标记节点序列，相同标记节点序列将被放置于同一集合（bin）。实验表明基于 binning 策略的节点选取较之随机的节点选择可以很大程度改善系统的平均延迟。

Yong Zhu 等人近一步考虑了中转节点的选址问题 [57]，他们将单次中转的节点选址问题抽象为集合覆盖问题（set cover problem），证明了该问题是 NP 难问题，类似的证明还可以参见文献[58]。他们提出了四种启发式算法用于中转节点选址，分别是随机选取算法，用户驱动算法，通信量驱动算法以及性能驱动算法。其中用户驱动算法的选取原则是按照节点中转的用户数量进行排序，通信量驱动算法则依照用户累积通信量的多少选择尽量离用户累积通信量大位置近的节点，性能驱动算法则根据延迟测试结果，选择中转节点使得尽可能多的网络流量可以减少延迟。此外，他们还对增加中转节点数量对系统性能的改进进行了实验，结果表明系统性能的改进与中转节点数量不是线性关系，当中转节点数量增加到一定值后，平均延迟的改善空间会变小，这与 Spines[59]的结果一致。

唐力等人对中转网节点选址问题进行了实验研究[28]，与前述算法不同的是他们将中转节点的数量设置为固定值。他们设计了四种基于网络拓扑信息的启发式算法，分别是根据路由器的度选择邻居尽可能多的点，根据自治域的度选择邻居尽可能多的自治域中的点，根据 ISP 的等级选取近可能高等级的自治域中的点，根据网络接入点邻居网络接入点的数量选择邻居数量多的接入点。

上述的几种中转节点选址问题基本是基于单次中转进行算法设计，所谓单次中转即源节点和目的节点间只经过一次节点转发。S.Roy 等人于文献[60]中对一般化的中转节点选取问题进行了定义。即定义一组源目标对，从 M 个可选节点中选取 k 个目标节点，使得通过 k 个目标节点构成中转网络后源目标对之间定义的性能能得到提高。他们给出了两种启发式算法，一是根据节点的度进行选取，选取高度数的节点；二是 TAG（traffice aware greedy）算法，每次选取当前候选节点集合中让目标函数最优的节点。

其余的中转节点选址问题的相关研究还有很多，如 S. Yang 等人考虑了以组延迟为目标函数的中转节点选取问题 [61]，所谓组延迟即所有源目标节点对延迟的和。他们将该问题建模为线性规划问题并利用 ILOG CPLEX 数学工具进行求解。

现有中转节点选址的相关工作缺乏对多次中转情况下的理论分析，且设计的大多数算法基于启发原则，缺乏对算法的理论分析，本文将对任意次中转情况下的节点选择问题进行理论研究。

2.2 服务系统性能分析的网络演算理论

智能电网监控系统是一个典型的网络计算系统，而网络计算系统可以看成是服务系统。传统用于服务系统性能分析的主要理论是基于波松过程及马尔科夫过程的随机排队理论，该理论在分析早期的网络服务系统如电话、电报网络性能中

起到了重要作用。一方面，随着计算机网络的复杂化和应用的多样化，计算机网络中的流量数据表现出不同于波松到达及马尔科夫过程的性质，特别是W.E.Leland 等人于 1993 年发表的著名论文“On the self-similar nature of Ethernet traffic”说明了现有的网络流量（即排队系统的用户到达）存在自相似和长相关的特性，不满足波松或马尔科夫的独立增量假设。所以采用随机排队理论对现在的计算机网络进行分析，会产生较大偏差 [62]。另一方面，随机排队理论只能给出服务系统概率意义下的平均等待时间、方差等性能指标，无法对系统性能进行确定性的分析。因此，需要一种新的服务系统理论对计算机网络服务系统进行分析，这便是网络演算理论。

网络演算理论（network calculus），又译作网络微积分，是上世纪 90 年代开始逐渐发展成形的一个确定性排队系统理论。最早的网络演算文献由 R.L.Cruz 于 1991 年发表 [63][64]，在该文献中 R.L.Cruz 提出了网络演算理论的主要方法，定义了数据流的到达模型、积压、延迟及突发的概念，并对多网络节点串联情况进行了分析。之后网络演算理论经过 A. K. Parekh[65][66]、C. S. Chang[67][68]、J. Y. L. Boudec[70~72]以及 R.L.Cruz[73][74]自己的研究，形成了一套完整的分析方法和理论，并成功运用于 InteServ 模型和 DiffServ 模型的设计和分析。网络演算理论不仅是用于网络系统性能分析的理论，可以用于任何服务系统，例如王凯等人将网络演算理用于分析智能电网分布式能源调度问题 [75][76]。

网络演算理论分为确定性网络演算理论和随机网络演算理论两个分枝，确定性网络演算理论可以给出服务系统的最大性能上界或下界，如最大延迟、最大积压等，而随机网络演算理论则可以给出服务系统性能边界的概率分布模型，如最大延迟的分布、最大积压的分布。Boudec 等人对确定性网络演算理论的主要方法和结论进行了总结 [35]，而 Yuming Jiang 等人对随机网络演算的主要方法和结论进行了总结 [77]，下面对本文使用的网络演算理论中的相关定义和结论进行介绍。

2.2.1 本文使用的网络演算理论的相关内容

本部分介绍本文使用的网络演算理论的相关定义、方法和结论，本部分内容主要来源于 J. Y. L. Boudec 的著作“Network Calculus: A Theory of Deterministic Queuing Systemfor the Internet ”[35] 和 Yuming Jiang 等人的著作“StochasticNetworkCalculus”[77]，需要说明的是本文内容不是对网络演算理论的完整描述，完整的内容参阅文献[35][77]。

2.2.1.1 本文使用的最小加代数的相关定义及性质

传统实数域定义了代数结构$(R,+,\times)$，其中R表示实数域，“+”和“×”分别

为普通加法和乘法。而在网络演算中采用的是双子代数[78]、幂等代数[79]理论。最小加代数和最大加代数是网络演算理论中用到的两种代数模型，均属于双子代数。最小加代数和最大加代数的区别很小，分析网络性能时一个用于求上界一个用于求下界，方法和理论具有相似性，本文主要使用最小加代数对服务系统性能进行描述，下面列出本文使用的最小加代数的相关定义和性质。

最小加代数是定义在代数结构$(R \cup \{+\infty\}, \wedge, +)$上的代数系统，其中“$\wedge$”表示取最小运算或求下确界运算（当运算对象为开集时求下确界，当运算对象为闭集时求最小值），而“$+$”为普通加法。相较于传统代数结构，最小加代数中“$\wedge$”取代了“$+$”，而“$+$”则取代了“$\times$”。本文使用了最小加代数的以下性质：

（“$\wedge$”运算的封闭性）：对于所有的$a, b \in R \cup \{+\infty\}, a \wedge b \in R \cup \{+\infty\}$

（“$\wedge$”运算的结合性）：对于所有的$a, b, c \in R \cup \{+\infty\}, (a \wedge b) \wedge c = a \wedge (b \wedge c)$

（“$\wedge$”运算的幂等性）：对于所有的$a \in R \cup \{+\infty\}, a \wedge a = a$

（“$\wedge$”运算的交换性）：对于所有的$a, b \in R \cup \{+\infty\}, a \wedge b = b \wedge a$

（“$+$”运算的封闭性）：对于所有的$a, b \in R \cup \{+\infty\}, a + b \in R \cup \{+\infty\}$

（“$+$”运算的结合性）：对于所有的$a, b, c \in R \cup \{+\infty\}, (a + b) + c = a + (b + c)$

（“$+$”运算的分配性）：对于所有的$a, b, c \in R \cup \{+\infty\}, (a \wedge b) + c = (a + c) \wedge (b + c)$

幂等性是最小代数区分于普通代数的主要特性，这也是为什么这类代数系统被称为幂等代数的原因。

广义递增函数：对于所有的$a, b \in R \cup \{+\infty\}$，若 $a \leq b$，则 $f(a) \leq f(b)$，称函数 f 为广义递增函数。

广义递增函数集合：定义所有在$a < 0$时取$f(a) = 0$的广义递增函数的全体为广义递增函数集合，用 F 表示。网络演算理论中用到的流量函数、服务函数都属于广域递增函数集合。

极小卷积：若函数$f, g \in F$（广义递增函数集合），$(2-1)$定义 f，g 的极小卷积：

$$(f \otimes g)(t) = inf_{0 \leq s \leq t}\{f(t-s) + g(s)\} (2-1)$$

如果$t \leq 0, (f \otimes g)(t) = 0$

极小卷积运算具有如下性质：

极小卷积的结合律：$\forall f, g \in F,\ (f \otimes g) \otimes h = f \otimes (g \otimes h)$

极小卷积的封闭性：$\forall f, g \in F,\ (f \otimes g) \in F$

极小卷积的交换律：$\forall f, g \in F,\ (f \otimes g) = (g \otimes f)$

极小卷积的分配律：$\forall f, g, h \in F,\ (f \wedge g) \otimes h = (f \wedge h) \otimes (g \wedge h)$

极小卷积的线性性：$\forall f, g \in F, K \in R^{+},\ (f + K) \otimes g = f \otimes g + K$

极小卷积的保序性：$\forall f, g, f', g' \in F$，若 $f \leq g, f' \leq g'$，则 $f \otimes f' \leq g \otimes g'$

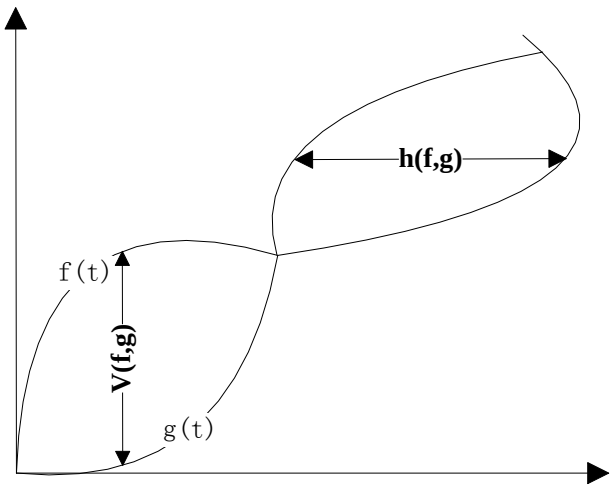


图 2.1 水平距离、垂直距离示意图

水平距离：$\forall f,g \in F$，$(2-2)$式定义 f，g 之间的水平距离 h：

$$h(f,g) = sup_{t\geq 0}\{\inf\{d \geq 0: f(t) \leq g(t+d)\}\} \qquad (2-2)$$

垂直距离：$\forall f,g \in F$，$(2-3)$定义 f，g 之间的垂直距离 v：

$$v(f,g) = sup_{t\geq 0}\{f(t) - g(t)\}(2-3)$$

图 2.1 显示了两个函数之间的水平距离和垂直距离，可以看出水平距离是两个函数在 X 轴上的最大差距，垂直距离为两个函数在 Y 轴上的最大差距。

2.2.1.2 本文使用的网络演算理论的主要模型及结论

不同于传统随机排队系统研究某时刻到达的数据数量，网络演算理论用累积流量函数来刻画服务到达数据流的模型，累积流量函数表示的是从 0 时刻开始到目前所有到达流量的总和。

流量到达曲线（Arrival Curve）：设$R(t)$表示服务系统输入流量 R 的累积流量函数，给定一个定义域为$t \geq 0$的广义递增函数α，如果α满足$(2-4)$式，称α为流量 R 的到达曲线：

$$R(t) - R(s) \leq \alpha(t-s) \qquad \forall 0 \leq s \leq t(2-4)$$

根据最小加代数性质，$(2-4)$式也可以表示为$(2-5)$式

$$R(t) \leq (R \otimes \alpha)(t)(2-5)$$

如果考虑α并不严格满足上述不等式，而是依一定的概率满足此条件，则$(2-6)$式定义随机网络演算流量到达曲线

$$Pr\{R(t) - R(s) > \alpha(t-s) + x\} \leq f(x)(2-6)$$

$(2-6)$式只是随机网络演算流量到达曲线的一种定义方法，其余定义方法参阅[77]。

服务曲线（Service Curve）：设$R^*(t)$表示流量 R 经过系统 S 后的输出，如果β为

广义递增函数且满足$(2-7)$式，则称β为系统 S 的服务曲线：

$$\mathrm{R}^{*}(\mathrm{t}) \geq inf_{0\leq s\leq t}(R(s)+\beta(t-s))(2-7)$$

$(2-7)$式也可以表示为$(2-8)$式

$$\mathrm{R}^{*}(\mathrm{t}) \geq (R\otimes\beta)(t)(2-8)$$

若$(2-8)$不严格成立，则$(2-9)$式定义随机服务曲线：

$$\Pr\{\mathrm{R}\otimes\beta(\mathrm{t})-\mathrm{R}^{*}(\mathrm{t})>x\}\leq \mathrm{g}(\mathrm{x})(2-9)$$

服务曲线本质是对排队系统服务性能的刻画。

本文使用了$(2-10)$式的速率延迟服务$\beta_{R,T}$模型对网络设备进行描述：

$$\beta_{R,T}=R[t-T]^{+}=\begin{cases}R(t-T) & t>T\\ 0 & t\leq T\end{cases}(2-10)$$

严格服务曲线：如果对于任意的时间段$(\mathrm{s},\mathrm{s}+\mathrm{t}]$，输出流量满足$(2-11)$式，则称服务系统提供严格服务曲线β。

$$\mathrm{R}^{*}(\mathrm{s}+\mathrm{t})-\mathrm{R}^{*}(s)\geq\beta(\mathrm{t})(2-11)$$

上述速率延迟服务曲线就是严格服务曲线。

剩余服务曲线：如果一个服务系统同时对两个聚集流量R_1,R_2进行服务，如果服务系统提供的总体服务曲线为$\beta(t)$，而R_1,R_2的到达曲线分别为α_1,α_2，则对于任意的时间 t，R_1的输出满足$(2-12)$式：

$$R_1^{*}(t)\geq R_1\otimes(\beta-\alpha_2)^{+}(t)(2-12)$$

如果$(\beta-\alpha_2)^{+}$是广义递增函数，则$(\beta-\alpha_2)^{+}$是R_1的服务曲线。

系统积压：对任意时刻 t，$(2-13)$式定义系统积压。

$$\mathrm{B}(\mathrm{t})=\mathrm{R}(\mathrm{t})-\mathrm{R}^{*}(\mathrm{t})(2-13)$$

系统积压上界：如果一个到达曲线为α(t)的流量 R 经过服务曲线为$\beta(t)$的服务系统 S，则对于任意时间 t 系统 S 的积压B(t)满足$(2-14)$式：

$$\mathrm{B}(\mathrm{t})=\mathrm{R}(\mathrm{t})-\mathrm{R}^{*}(\mathrm{t})\leq sup_{s\geq 0}\{\alpha(\mathrm{s})-\beta(\mathrm{s})\}=v(\alpha,\beta)(2-14)$$

系统延迟：对任意时刻 t，$(2-15)$式定义系统延迟

$$\mathrm{d}(\mathrm{t})=\inf\{\tau\geq 0:\mathrm{R}(\mathrm{t})\leq\mathrm{R}^{*}(\mathrm{t}+\tau)\}(2-15)$$

延迟定理：如果一个到达曲线为α(t)的流量 R 经过服务曲线为$\beta(t)$的服务系统 S，则对于任意时间 t 到达的数据的延迟d(t)满足$(2-16)$式

$$\mathrm{d}(\mathrm{t})\leq h(\alpha,\beta)(2-16)$$

$h(\alpha,\beta)$为$(2-2)$式定义的水平距离。

串联定理 1：假设一个数据流经过服务曲线分别为β_1,β_2的服务系统S_1,S_2，则串联系统提供的整体服务曲线可以用$\beta_1\otimes\beta_2$表示。

2.2.1.3 不满足流量守恒的网络演算理论

前述网络演算理论具有一个基本假设，即经过服务系统后的输出流量和输入流量满足流量守恒。但如果服务系统不仅对输入流量进行转发，而且进行计算处理，那么流量守恒的条件就无法满足。Markus Fidler 和 Jens B. Schmitt 最早对不满足流量守恒条件的网络演算理论进行了研究 [80]，即流量变化（flow transformation），这里直接给出主要结论。

缩放函数：给定一个广义递增函数S(a)，如果对于任意a均有为一S(a)与之对应，则称S为缩放函数，如果这个映射存在一一对应关系，则S可逆，容易证明S^{-1}也为广义递增函数。

缩放曲线：考虑一个缩放函数S，定义广义递增函数$\underline{S}$和$\overline{S}$分别表示S的最小、最大缩放曲线，则$\underline{S}$和$\overline{S}$分别可以表示为$(2-17)$和$(2-18)$式

$$\underline{S}(b) \le inf_{a\in[0,\infty]}\{S(b+a)-S(a)\} = (S \overline{\oslash} S)(b)(2-17)$$

$$\overline{S}(b) \ge sup_{a\in[0,\infty]}\{S(b+a)-S(a)\} = (S \oslash S)(b)(2-18)$$

缩放服务模型：考虑一个输入流F(t)经过服务曲线为β(t)的服务节点，之后再经过一个缩放函数为S的缩放节点，其输出、积压及延迟满足

$$F^{*}(t) \ge S((F\otimes\beta)(t))$$

$$B(t) \le v(F,\beta)$$

$$d(t) \le h(F,\beta)$$

考虑输入流量先经过缩放函数为S的缩放节点，再经过服务曲线为$\beta_s(t)$的服务节点，如果$\beta_s(t)$具有如下定义，则系统的输出流量、积压以及延迟边界与上述方程一致。

$$\beta(t) = \underline{S^{-1}}(\beta_s(t))$$

故从输入流量看，经过缩放函数为S的缩放节点再经过服务曲线为$\beta_s(t)$的服务节点，等效为经过服务曲线为

$$\beta(t) = \underline{S^{-1}}(\beta_s(t))$$

的服务节点。

串联定理 2：考虑一个输入流量F(t)经过缩放函数为S_1的缩放节点，经过服务曲线为$\beta_1(t)$的服务节点，再经过缩放函数为S_2的缩放节点，载经过服务曲线为$\beta_2(t)$的服务节点，其等价的端到端服务曲线为：

$$\beta(t) = \underline{S_1{}^{-1}}\left(\left(\beta_1 \otimes \underline{S_2{}^{-1}}(\beta_2)\right)(t)\right)$$

Florin Ciucu 等人在文献[81]中对上述缩放函数的定义进行了扩展，将缩放函数用随机过程进行了描述，该工作可以看作是对不满足流量守恒的确定性网络演算理论到随机网络演算理论的推广。

2.2.2 服务系统输入流量的分形到达模型

由 2.2.1 节的相关结论，系统延迟上界由服务曲线和到达曲线共同决定，网络系统中服务曲线主要与网络设备相关，即网络提供的服务能力。由于共享网络模式下，智能电网监控数据会经过公网，需要和其余应用数据竞争，根据 2.2.1.2 节的剩余服务定理，只要知道其它应用数据的流量，就可以得到电网监控数据的网络服务曲线。

网络理论中常用的流量模型包括漏桶（LeakyBucket）模型、定边界突发模型 D.B.B（DeterministicallyBoundedBurstiness）[82]、指数边界突发模型 E.B.B（Exponentiallyboundedburstiness）[83]、随机边界突发 S.B.B(StochasticallyBoundedBurstiness) 模型 [82]、广义随机边界突发模型 gS.B.B.(generalizedStochasticallyBoundedBurstiness)[82]等，这些模型属于描述流量的通用模型，对于具有分形、幂率性质的流量描述均存在缺陷，本节重点对现有对描述分形特性的流量模型进行介绍，首先给出分形、长相关及自相似过程的基本概念。

2.2.2.1 分形、长相关及自相似过程概念

分形、长相关与自相似与平稳过程的概念相关，首先引入平稳随机过程的定义：

平稳及宽平稳过程

一个随机过程被称为平稳过程，如果它满足以下的统计特性 [85]。对于任意给定的时间间隔τ和时间$t_1, t_2, \cdots, t_n$：

$$[X(t_1+\tau), X(t_2+\tau), \cdots, X(t_n+\tau)] \overset{d}{\Leftrightarrow} [X(t_1), X(t_2), \cdots, X(t_n)]$$

$\overset{d}{\Leftrightarrow}$表示概率意义下相同。这种平稳过程被称为严平稳过程，但严平稳过程的定义较为苛刻，因此大多数平稳过程指宽平稳过程，宽平稳过程指协方差平稳的二阶矩过程，即满足过程的均值为常数，方差存在且有限，同时满足协方差只于时间间隔有关，与时间无关，即：

$$Cov(t+s, s) = E[(X(t_1+s)-m)(X(t_1)-m)] = E[(X(t_2+s)-m)(X(t_2)-m)]$$

自相似过程

一个协方差平稳的随机过程如果满足以下的统计特性，则称该随机过程为自相似过程。对于任意给定的比例系数a，考虑随机过程$X(at)$和随机过程$X(t)$，对于上述过程的有限维分布族满足以下方程：

$$[X(at_1), X(at_2), \cdots, X(at_n)] \overset{d}{\Leftrightarrow} a^H [X(t_1), X(t_2), \cdots, X(t_n)]$$

其中相等表示统计意义上相等，即具有相同的概率分布特性。H 是自相似程度的度量，通常被称为 Hurst 指数。以上本质上说明自相似过程具有尺度不变性，即对

大尺度（大的时间周期、范围）和小尺度（小的时间周期、范围）其在统计意义上的分布是不变的。对于一个自相似过程，可以得到如下关系：

$$\mathrm{E}[\mathrm{X}(\mathrm{a}t)] = a^H E[X(t)]$$

$$\mathrm{Var}[\mathrm{X}(\mathrm{a}t)] = a^{2H} Var[X(t)]$$

$$Cov[\mathrm{X}(\mathrm{a}t)] = a^{2H} Cov[X(t)]$$

$$R[\mathrm{X}(\mathrm{a}t)] = R[X(t)]$$

以上为连续时间过程的自相似定义，对于一个离散时间序列二阶自相似定义如下[33]。假设$\mathrm{X} = \{x_t, t = 0,1,\cdots n\}$表示宽平稳的离散时间序列。定义其 m 重聚集过程$\mathrm{X}^{(m)}$如下：

$$\mathrm{X}^{(m)} = \{X_k^{(m)}, k = 0,1,2,\cdots\}$$

其中

$$X_k^{(m)} = \frac{1}{m} \sum_{i=km-m+1}^{km} x_i$$

如果满足如下关系式：

$$\mathrm{Var}(\mathrm{X}^{(m)}) = Var(X)/m^{2H-2}$$

$$\mathrm{r}^{(m)}(k) = r(k)$$

其中$\mathrm{r}^{(m)}(k)$表示$\mathrm{X}^{(m)}$的自相关函数。

事实上如果一个离散时间序列是二阶自相似的，重新定义 m 重聚集过程为：

$$\mathrm{X}^{(m)} = \{X_k^{(m)}, k = 0,1,2,\cdots\}$$

其中

$$X_k^{(m)} = \sum_{i=km-m+1}^{km} x_i$$

则显然可以得到：

$$\mathrm{Var}(\mathrm{X}^{(m)}) = Var(X)/m^{2H}$$

将 m 看成时间序列的缩放系数（事实上也是这样，比如取 1 秒内的所有数据和取 0.1 秒内的所有数据），则上述离散时间序列的自相似过程不过是对连续时间随机过程的离散化。

需要说明的是，上述二阶自相似过程仅是对统计上的二阶特性进行了描述，并未表明过程的有限维分布族满足严格自相似过程的定义。但对于高斯随机过程而言，二阶自相似和自相似理论上是等价的，因为高斯随机过程的有限维分布完全由其均值和方差决定[85]。

分形和分数维

分形这一概念最早源于对于几何图形的研究，即对于一些特殊的曲线，其可以通过与自身相似的小曲线组合而成，如科赫曲线、雪花片等。但如果仅用自相似性对分数维定义是不足的，例如常见的正方形、正方体都是相似的，但它们并不具有分数维。事实上在 Mandelbrot（分形理论的创始人）的著作中，他定义的分形是指分形维数大于拓扑维数（整数）的一类集合，同时该集合又满足对于任意小的尺度，集合中的元素都有复杂的结构，且和整体具有一定的相似性。如果一个曲线是分形的，那么理论上它的长度是不可测的，因为当测试的尺度不同时，它的长度会不一样，由于本文不是专门进行此方面的研究，这部分的内容可以参考文献[86]。

回到时间序列上看，目前的相关文献通常将统计自相似与分形联系在一起，根据上面对于分形的介绍，分形集的特点是对于任意小尺度曲线的复杂程度，而在时间序列中则表现为极小时间尺度的特点，刻画其在局部上的不规则性。因此，时间序列的分数维通常用时间序列在趋于 0 时的统计特性进行定义，下面给出时间序列分数维的定义 [87][88][89]，对于一个平稳随机过程，如果其自相关函数 r 如果在正实数域上足够平滑，且满足如下条件

$$\mathrm{r}(0)-\mathrm{r}(\tau)\sim \mathrm{c}|\tau|^{\alpha}|\tau|\to 0$$

其中 c 是常数，则α表征了该过程的分数维，分数维 D 定义为：

$$\mathrm{D}=2-\frac{\alpha}{2}$$

长相关过程

长相关性从名字上很好理解，即随机过程长程相关，即间隔很远的两个过程其相关性并不弱。具体定义如下，如果随机过程的自相关函数 r 满足：

$$\mathrm{r}(\tau)\sim \mathrm{c}|\tau|^{-\beta} \qquad \tau\to\infty$$

则该随机过程为长相关过程，即相关函数以幂率慢衰减，分布具有重尾性，β是长相关性的度量，且长相关参数定义为：

$$\mathrm{H}=1-\frac{\beta}{2}$$

从上面可以看出，时间序列的分数维和长相关性都是定义在自相关函数上的，其中分数维是自相关函数在 0 点附近的特征，而长相关系数 H 则是自相关函数在无穷远处的特征。

通过以上论述可以看出自相似过程、长相关过程和分形是不一样的概念，它们之间没有必然的联系，但实际在自相似网络流的建模中，这几个概念往往混在一起。最早将这些概念进行区分的参见文献[90]，国内华中师大的李明老师也对此进行了详细研究 [87][91~93]。

2.2.2.2 现有描述分形流量的到达曲线

现有描述分形流量的到达曲线大多数根据分形布朗过程给出，分形布朗过程的增量过程是分形高斯过程。已有文献表明分形高斯过程是唯一同时满足自相似和长相关性的平稳过程 [94~96]。分形布朗过程及分形高斯过程的定义参见文献[97]，分形布朗的自相关函数满足如下方程：

$$\mathrm{R}(B_H(t)B_H(t+\tau)) = \frac{1}{2}(|t|^{2H} + |t+\tau|^{2H} - |\tau|^{2H})$$

其中 H 就是长相关系数和自相似参数，可见分形布朗过程不是平稳过程，且从上面的方程可以看出，取$\tau = 0$，得到 t 时刻的方差是与t^{2H}成比例的。

分形布朗过程的增量过程是平稳的分形高斯过程，分形高斯过程的定义如下：

$$G(t) = \frac{B_H(t+\varepsilon) - B_H(t)}{\varepsilon}$$

G(t)的自相关函数如下：

$$\mathrm{R}\big(G(t)\big) = \frac{\varepsilon^{2H-2}}{2}\left[\left(\frac{\tau}{\varepsilon}+1\right)^{2H} + \left|\frac{\tau}{\varepsilon}-1\right|^{2H} - 2\left(\frac{\tau}{\varepsilon}\right)^{2H}\right]$$

N. L. S. da Fonseca 等人 [98]基于分形布朗过程给出网络流量的到达模型如下：

$$\Pr\{\mathrm{R(t)} - \mathrm{R(s)} > \rho(\mathrm{t}-\mathrm{s}) + \mathrm{k}\sigma(\mathrm{t}-\mathrm{s})^H\} \le \mathrm{e}^{-\frac{k^2}{2}}$$

分形布朗/分形高斯是高斯过程，事实上上式给出的约束函数$\mathrm{e}^{-\frac{k^2}{2}}$是高斯分布的互补累计分布函数的近似值。在这个定义中，ρ就是取分形布朗过程的均值，而σ则是分形布朗运动的强度，这个值的定义如下 [87]：

$$\sigma^2 = \Gamma(1-2H)\frac{cos\pi H}{\pi H}$$

其中H为自相似及长相关过程的度量指数 Hurst 指数。

考虑到网络流可能在不同的时间表现出不同的分形特性，即多重分形 [99][100]，C. A. V. Melo 等人给出了多重分形下的流量到达曲线如下 [101][102]：

$$\Pr\{\mathrm{R(t)} - \mathrm{R(s)} > \int_s^t (\rho + \mathrm{k}\sigma\mathrm{H(x)x}^{H(x)-1})dx\} \le \mathrm{e}^{-\frac{k^2}{2}}$$

Liebeherr J.等人对非高斯的分形自相似流量给出到达曲线如下 [103]：

$$\Pr\{\mathrm{R(t)} - \mathrm{R(s)} > \rho(\mathrm{t}-\mathrm{s}) + \sigma(\mathrm{t}-\mathrm{s})^H\} \le \mathrm{K}\sigma^{-\alpha}$$

其中H仍为 Hurst 指数，α是重尾分布的尾部参数，该模型可以用于对非高斯的流量到达进行刻画，如α稳定过程(α-stable processes)[104][105]。

2.3 本章小结

本章对智能电网监控节点选址的相关研究现在进行介绍并对网络演算理论进行了简单介绍，说明了服务系统输入流量的到达曲线对网络性能分析的重要作用，

之后对服务系统输入流量到达曲线的相关研究进展进行了综述。

第3章　电能质量监测节点选址

未来智能电网的重要特点是大量分布式新能源的使用和接入，而新能源如风能、太阳能等往往存在能源输出不稳定的特点，新能源并入电网会对电网系统的电能质量造成冲击。此外，新的智能电网应用如电动汽车等也会对现有电网的电能质量造成危害[106]。电能质量问题一方面可能造成电气设备的损坏，另一方面还可能导致电网系统稳定性下降、传输效率降低[107]，因此未来智能电网需要对电能质量进行实时监测。由于电能质量问题产生的原因可能涉及到电网系统的所有传输线路，故电能质量监测系统的监测对象具有数量大、范围广的特点，在所有节点安装电能质量监测器及铺设相应的传输线路将带来巨大的建设成本。在保证电网所有节点电能质量事件可观测的前提下，尽量减少电能质量监测器的数量，是电能质量监测器节点选址需要解决的问题，本章对这一问题进行理论和实验研究。

3.1　监测节点选址问题建模

本部分研究内容在前人工作基础上进行，PQM 部署优化的主要原理为减少对相同观测位置进行监测的 PQM，下面三个基本引理给出减少 PQM 的原理[22]：

引理一：电力传输线的线电流可以通过任意一段的母线上布置的 PQM 测得。

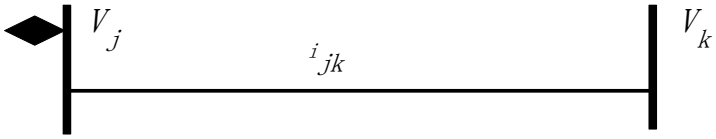


图 3.1 PQM 数量优化案例

这个结论是显然的，如图 3.1，部署在两端的 PQM 均可对电流进行量测。

引理二：如果电力传输线的一根母线电压可测，且与之相连的电力传输线的电流可测，则连接至相同电力传输线的另一根母线电压可测。该引理是对下面欧姆定律的简单应用。

$$v_j - v_k = Ri_{jk} + L\frac{di_{jk}}{dt}$$

根据引理一、二可以看出，对于一根电力传输线及其连接的两根母线这三个电网组件，只需在其中的任意一个电网组件上部署电能质量监测器，其余两个组件的电能质量情况都可以通过该监测器获得。

引理三：如果连接同一根电力传输线的两根母线电压可测，则该电力传输线的电

流可测，该引理同样基于欧姆定律得到。

下面考虑一个复杂一点的例子：

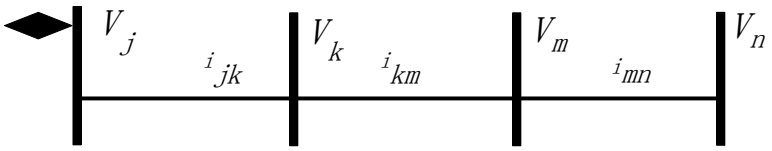


图 3.2 PQM 数量优化案例

图 3.2 中共有 4 根母线和 3 条传输线共 7 个电网节点。根据引理一，如果 PQM 安装在v_j和v_n，i_{jk}和i_{mn}可测；继而根据引理二，v_k和v_m可测，近一步根据引理三，i_{km}可测，因而只需要两个 PQM 即可以观测上述 7 个电网节点。

此外，还可以依据基尔霍夫电流定理近一步通过电路计算减少 PQM 的数量。但问题是经过多次间接计算得到的电能质量观测值可能是不准确的，因为间接计算的前提条件是电能质量分析节点实时掌握全部的监测节点信息，但由于从电能质量监测节点传输到分析节点需要经过网络传输，如果传输时间不同步则会造成计算结果错误，而实际网络中这种传输不同步现象是必然存在的。当然也可以通过在监测数据上叠加时标的方式让分析节点进行计算，但这就会给监测系统带来额外的通信开销，使用更多的电路计算定理对 PQM 选址问题的建模不会产生本质的区别，下面先给出 PQM 选址问题的优化目标。

考虑一个有 n 条母线和 m 条电力传输线的电网系统，每条母线和电力传输线都可能是电能质量事件的触发源。根据引理一，电力传输线的电流可由两端的母线测量，因此将候选的 PQM 节点定义为 n 条母线。定义一个向量 X 表示 PQM 的安装位置如下：

$$X_i = \begin{cases} 1, & \text{如果母线 i 安装 PQM} \\ 0, & \text{如果母线 i 不安装 PQM} \end{cases}$$

$$X = (X_1, X_2, \cdots X_n)^T$$

假设每一个 PQM 的安装费用为 1，那么 PQM 优化问题的目标函数可以表示为如下表达示：

$$min \sum_{i=1}^{n} X_i = minX$$

下面考虑 PQM 选址问题的两个约束，一是可观测性约束，二是可定位性约束。

3.1.1　PQM选址的可观测约束

可观测性约束表示电网系统的每一个节点至少可以被一个 PQM 观测，用连接

矩阵 M 表示电网系统的可观测性。M 矩阵的每一行表示一个电能质量事件的发生位置，每一个矩阵元素的取值表示相应位置电能质量事件可被 PQM 部署位置的观测情况。假设$\mathrm{M_{ij}}$表示 M 矩阵的任意一个元素，则

$$\mathrm{M_{ij}}=\begin{cases}1, & \text{如果电能质量事件 i 可以被 PQM 位置 j 观测}\\ 0, & \text{如果电能质量事件 i 不可以被 PQM 位置 j 观测}\end{cases}$$

例如对于上文图 3.1 所示的例子，由于所有的电能质量事件发生位置为 4 根母线和 3 条传输线共 7 个电网节点，假设$M(i)$表示矩阵 M 的第 i 行，如果：

$$M(i)=[1,0,0,1]$$

则表示第 i 个电能质量事件可以被第一个候选位置和第四个候选位置的 PQM 观测到。在假设的电网拓扑中，共 m 条母线和 n 条传输线，因此所有的电能质量事件位置为 n+m，而给定的 PQM 的备选节点数量为 n，所以连接矩阵 M 为$(\mathrm{n}+\mathrm{m})\times \mathrm{n}$矩阵。

考虑到电压质量事件和电流质量事件存在本质区别，这里近一步将可观测矩阵 M 分为两部分：

$$\mathrm{M}=[\mathrm{A^T},\mathrm{B^T}]^{\mathrm{T}}$$

矩阵 A 表示所有母线可能发生的电压质量事件的可观测性，A 是$\mathrm{n}\times \mathrm{n}$矩阵；矩阵 B 表示所有传输线可能发生的电流质量事件的可观测，B 是$\mathrm{m}\times \mathrm{n}$矩阵。

由于所有可能的电能质量时间至少需要被一个 PQM 观测到，因此可以得到总的观测约束如下：

$$MX\geq 1$$

根据引理 2，如果母线 j 安装了 PQM，那么母线的电压可测，同时和母线 j 相连的传输线电压可测，而且连接相同传输线的另一条母线的电压可测。因此可以得到 A 矩阵每个元素$A(i,j)$的值。假设$A(i)$表示矩阵 A 的第 i 行，则$A(i)X\geq 1$表示母线 i 可测。同样根据引理一可以得到矩阵 B。这里给出图 3.1 实例得到的 A、B 矩阵分别如下：

$$A=\begin{bmatrix}1&1&0&0\\1&1&1&0\\0&1&1&1\\0&0&1&1\end{bmatrix}\qquad B=\begin{bmatrix}1&1&0&0\\0&1&1&0\\0&0&1&1\end{bmatrix}$$

根据文献[22]如果只使用引理一和二，仍会出现冗余的 PQM，但增加新的分析方法对问题描述的改变并不大。例如[22]和[25]采用了引理三，但只是多增加了一个附加连接矩阵，可观测矩阵的数学模型不会发生变化。

3.1.2　PQM选址的可定位约束

可定位性约束表示电能质量事件被 PQM 观测到后可以进行区分，即通过 PQM 观测到电能质量事件后，可以定位是具体哪个电网组件发生的问题。显然电压质量事件和电流质量事件本身是可以区分的，这里主要考虑电压质量事件和电压质量事件、电流质量事件和电流质量事件的区分。一个直观的想法是，如果不同位置的电能质量事件能被不完全相同的 PQM 观测到，则可以实现上述区分，这可以看作是利用 PQM 的观测性对电能质量事件进行编码。

举例来说，如果由母线 i 和 j 发生的电压质量事件都可以被 PQM 位置 k 观测，那么当 PQM 位置 k 观测到电压质量事件时它无法判断是那条母线的故障，但如果母线 i 的电压质量事件可以同时被 PQM 位置 p 观测，则这两个事件是可区分的。在上述例子中，电能质量触发源 i 编码是 k 而触发源 j 编码是 kp。定义d_{ij}表示两个电能质量事件触发源观测编码的距离。这个距离等于观测两个触发源事件的不同的 PQM 的个数。在上例中，$d_{ij}=1$因为只有一个 PQM 位置 p 可以用于区分两个电能质量事件。

定义d_{min}表示所有编码的最小距离，d_{min}越大则不同电能质量事件的区分度越高，但越到的d_{min}会带来 PQM 部署数量的增加。但小的d_{min}则会造成定位的不准确，例如在上例中，如果母线 s 的电能质量事件也有 PQM 位置 p 观测，则当 s 和 i 同时发生电能质量事件时，PQM 位置 p 和 k 也会出现同时观测到的情况，而这就无法与母线 j 的事件进行区分。但好在 PQM 本身可以对电能质量事件的发生时间进行记录，只要电能质量事件不是频繁发生的情况下，$d_{ij}=1$是足够的。

在上文给出可观测性约束时曾定义$A(i)$表示矩阵 A 的第 i 行，即第 i 条母线可以被 PQM 观测位置观测的情况，假定$A(j)$表示矩阵 A 的第 j 行，则$A(i)\oplus A(j)$表示了母线 i 和 j 在观测位置上的区分度，此处的$\oplus$表示异或运算，如果下面不等式：

$$[A(i)\oplus A(j)]\mathrm{X}\geq d_{ij}$$

满足，则说明母线 i 和 j 是可区分的。

定义矩阵 E 表示电压质量事件的可定位约束，定义矩阵 I 表示电能质量事件的可定位约束，则对于 E 和 I 矩阵的每一行的定义如下：

$$E(i+j)=A(i)\oplus A(j)(\forall i\neq j)$$

$$I(i+j)=B(i)\oplus B(j)\quad(\forall i\neq j)$$

定义矩阵 R

$$R=[E^T,I^T]^T$$

则 R 表示了系统的可观测性约束。显然 R 的每一行至少存在一个元素不为 0，因为如果 R 一行全为 0 表示有两个电能质量触发源可被完全相同的 PQM 位置观测，而这在实际电网系统中是不现实的。

3.1.3　PQM选址的统一简化模型

根据上文的描述，可以将 PQM 的优化问题建模如下：

$$minX$$

$$MX \geq 1$$

$$R\mathrm{X} \geq d_{ij}$$

而$R\mathrm{X} \geq d_{ij}$可以变换为：

$$D\mathrm{X} \geq 1$$

变换的方法如下：

$$x_{a_1} + x_{a_2} + \cdots + x_{a_w} \geq p \text{其中} p \leq w \Leftrightarrow$$

$$\begin{cases} x_{a_2} + \cdots + x_{a_w} \geq p-1 \\ x_{a_1} + x_{a_3} + \cdots + x_{a_w} \geq p-1 \\ \cdots\cdots \\ x_{a_1} + x_{a_2} + \cdots + x_{a_{w-1}} \geq p-1 \end{cases}$$

上述 w 个不等式又可以继续变换直到不等式的右边为 1。这个变换方法可以用反证法证明其正确性。

证明：假设 X 为 0-1 向量，假设$x_{a_1} + x_{a_2} + \cdots + x_{a_w} \geq p$但

$$x_{a_1} + x_{a_2} + x_{a_{l-1}} + x_{a_{l+1}} \ldots + x_{a_w} < p` - 1, (\forall l \leq w)$$

因为$x_{a_l} = 0$ 或 1 $(\forall l \leq w)$，所以

$$x_{a_1} + x_{a_2} + x_{a_{l-1}} + x_{a_{l+1}} \ldots + x_{a_w} \leq p-2 \Longrightarrow$$

$$x_{a_1} + x_{a_2} + \cdots + x_{a_w} \leq p-1 \Longrightarrow$$

$$x_{a_1} + x_{a_2} + \cdots + x_{a_w} < p$$

与假设矛盾，因此

$$x_{a_1} + x_{a_2} + \cdots + x_{a_w} \geq p \Leftrightarrow$$

$$x_{a_1} + x_{a_2} + x_{a_{l-1}} + x_{a_{l+1}} \ldots + x_{a_{w-1}} \geq p-1 \text{ 所有的} l \leq w$$

3.2　监测节点选址问题分析及算法设计

3.2.1　PQM选址问题与K中间点问题的转化

从上面的模型可以看出，PQM 选址问题是可以表述成一个 0-1 整数规划问题，通常求解该类问题时会采用隐枚举法如分枝定界法进行求解 [25]，如文献设计的分枝定界法。但分枝定界法的问题在于其算法效率较低，当问题规模大时可能导致无法得到结果的情况。而实际 PQM 选址问题可能需要对大量的 PQM 候选位置进行优化，分枝定界法可能无法满足实际计算需求，后续的实验也将证明这一点。为了提升算法的运行效率，本节将 PQM 选址问题转化为一组 K 中间点问题，然后设计相应的算法求解。

K 中间点问题（K-median）是一个经典的 NP 难问题，其判定问题是 NP 完全问题 [108][109]。首先给出 K-median 判断问题定义：给定一个用户集合 F 和一个候选位置集合 Q。给定一个正整数 k 使得$k \le |Q|$。定义$f \in F$到$q \in Q$的距离$l_{fq} > 0$。给定一个整数 G，判断是否存在$S \subseteq Q$使得$|S| \le k$满足以下不等式

$$\sum_{f \in F, s \in S} min(l_{fs}) \le G \quad (3-1)$$

定义矩阵$H = [M^T, D^T]^T$，因此上述 PQM 优化问题转化为如下形式：

$$minX$$

$$HX \ge 1$$

下面基于 PQM 问题构造 K-median 问题。

假设 H 有 w 行，那么 H 是一个$w \times n$矩阵。令 H 的每一行代表一个 K-median 问题的用户节点，定义集合$\bar{F}$表示这个 K-median 问题的用户节点集。假设 X 表示 PQM 的候选安装位置（即 n 条母线），定义$\bar{Q}$表示 K-median 问题的候选位置集合，$\bar{Q} = X$。给定一个大的整数 U 使得$U \gg$ w，定义

$$\overline{l_{ij}} = H_{ij} + (1 - H_{ij}) \times \mathrm{U}$$

表示从 K-median 的第 i 个用户节点到第 j 个用户节点的距离，显然$\overline{l_{ij}} = 1$或$\overline{l_{ij}} = U$。随机给定一个数字$k \le |X| = n$，定义 k=G。那么原问题等价于 K-median 判定问题：判断是否存在$\bar{S} \subseteq \bar{Q}$使得$|S| \le k$满足以下条件：

$$\sum_{\bar{f} \in \bar{F}, \bar{s} \in \bar{S}} min(\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}}) \le w \quad (3-2)$$

可以证明该等价是成立的。

证明：假设$(6-2)$不满足，即 K-median 判定问题得不到肯定结果。则至少存在一个$\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}$

$$min_{\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}}\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}}=U$$

因为$\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}}=1$或$\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}}=\mathrm{U}$，如果以下等式在任意情况下成立

$$min_{\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}}\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}}=1\qquad\forall\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}$$

则会导致

$$\sum_{\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}}min(\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}})=w$$

则导致$(3-2)$式成立，与假设不符。

而如果存在一个$\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}$，使得

$$min_{\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}}\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}}=U$$

则表示$H(\bar{f})X=0$，即 PQM 选址问题约束不满足。

反之若 PQM 选址问题约束不满足，则表示$HX\geq 1$对某一行 H(i)不满足，即：

$$H(i)X=0$$

根据构造的 K-median 问题的距离定义：

$$\overline{l_{ij}}=H_{ij}+(1-H_{ij})\times\mathrm{U}$$

如果$H(i)X=0$，则：

$$min_{\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}}\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}}=U$$

而又因为$U\gg\mathrm{w}$，继而得到：

$$\sum_{\bar{f}\in\bar{F},\bar{s}\in\bar{S}}min(\overline{l_{\bar{f}\bar{s}}})>w$$

所以构造的 K-median 判定问题和原 PQM 选址问题是等价的。

3.2.2　PQM选址问题算法设计

上一节中将 PQM 选址问题转化为 K-median 判定问题，而在 K-median 判定问题上已有不少成熟的求解算法，其中局部搜索算法是求解 K-median 判定问题的一个较优算法，K-median 问题的局部搜索求解算法可以参考文献[108][109]，这里不再赘述。根据上文的分析，本文设计了二分查找和构造 K-median 判定问题的思路设计了如下算法：

1．对于给定的 PQM 选址问题，记$a=0,b=n,l=\lceil(a+b)/2\rceil$，以及整数 *m=0.*

2．根据上一节的方法构造 k-median 判定问题，令 K-median 判定问题中的数字 k 取值为 l，调用现有的局部搜索算法对构造的 K-median 判定问题进行求解，并给出判定结果。

3．如果上一步得到肯定的结果，则令$b = l$，使得$\bar{l} = \lceil (a + b)/2 \rceil$。否则另$a = l$，$\bar{l} = (a + b)/2$.。如果$\bar{l} \neq l$，那么返回第二步

4．返回 l，l 就是满足约束的最优结果。

由于二分查找的算法效率很高，而采用的 K-median 问题局部搜索算法是多项式时间算法 [108][109]，因此该算法的求解将不受问题规模的限制。

3.3　监测节点选址问题实验及结果对比

本节对 PQM 选址问题及算法进行实验测试，为了验证本文设计算法的准确性和时间性能。本节首先对只考虑可观测约束情况下的模型进行实验，将本文算法得到的实验结果与文献[25]得到的实验结果进行对比。然后再将可定位约束加入系统，得到两类约束下的实验结果，所有实验在一台配置 Intel i5 双核处理器和 3GB 内存的笔记本电脑上进行。

3.3.1　可观测约束下结果对比

首先在小规模电网情况下测试算法的准确性，给出实验案例如图 3.3[110]：

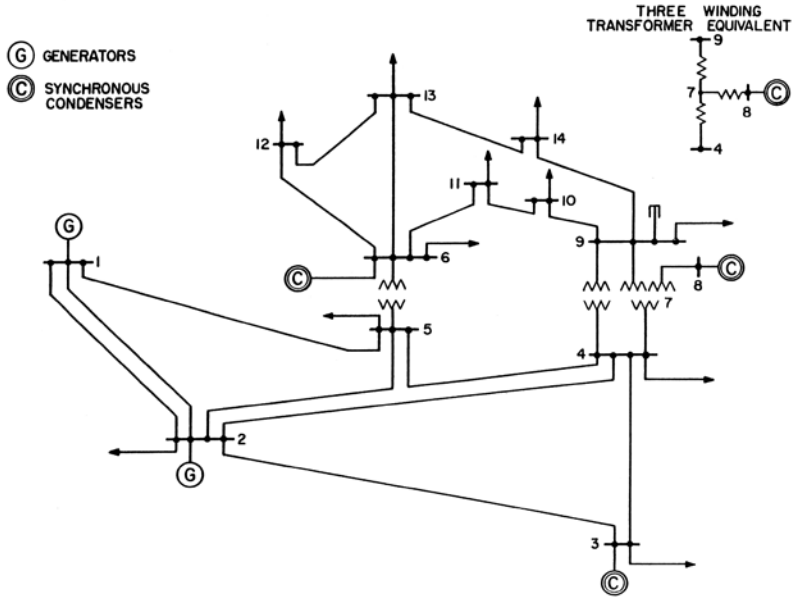


图 3.3 IEEE14 母线案例图

在上述案例中共有 14 条母线以及 19 条传输线，按照 3.1 节所述方法对该案例进行建模。然后分别利用文献[25]中提出的分枝定界法和本文设计的算法对上式案例进行计算，得到结果如表 3.1 所示。文献[25]中提出的算法可以在文献中[111]找到源代码，两个算法同样都用 Matlab 实现，在同样的计算机上运行，因而具有可比性。由于 K-median 问题的局部搜索算法在寻优过程中不能保证结果的最优性，因而在实验过程中采取了多次实验。

表 3.1 表明在相同的情况下，本文提出的算法 5 次实验得到的最优结果和文献[25]提出的算法结果一致，但在时间成本上的改进达到了两个数量级。

为了近一步说明本文算法在时间性能上的改进，采用 MATLAB 随机生成约束矩阵，扩大问题规模，然后分别用两种算法进行测试得到表 3.2，其中本文算法取 5 次实验的最优值。

表 3.1　可观测性约束下的 PQM 选址优化结果对比

实验次数	本文算法得到的结果		
	最优结果	PQM 部署位置	时间消耗
1	5	1, 3, 6, 7, 9	6.587ms
2	5	1, 2, 6, 8, 9	3.497ms
3	4	2, 6, 8, 9	4.315ms
4	5	3, 5, 6, 7, 9	4.113ms
5	4	2, 6, 8, 9	4.326ms
文献[25][111]提出的算法结果			
	最优结果	PQM 部署位置	时间消耗
	4	2, 6, 8, 9	937.483ms

表 3.2　随机大规模实验结果对比

电网规模	用本文算法 得到的最优结果	用文献[25][111]算法 得到的最优结果	两种算法 结果是否一致
20	3	3	是
30	4	4	是
50	5	5	是
100	5	5	是
200	6	6	是

图 3.4 给出两种算法在时间性能上的对比：

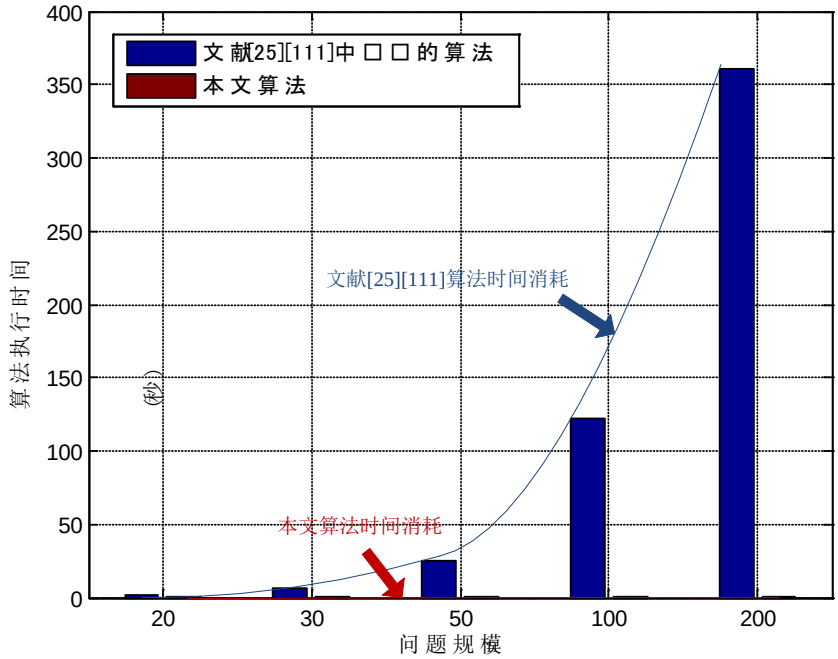


图 3. 4IEEE14 母线案例图

图 3.4 表明本文算法在保证算法准确性的前提下时间性能有数量级的提升。

3. 3. 2　可观测可定位约束下结果分析

近一步，加入可定位约束对图 3.2 所示案例进行测试，得到结果如表 3.3。

表 3.3 可观测可定位约束下 PQM 选址优化结果

实验次数	最优结果	PQM 部署位置	时间消耗
1	8	1, 3, 4, 7, 9, 10, 13, 14	20.486ms
2	8	1, 3, 4, 7, 9, 10, 12, 14	16.000ms

下面举个例子对表 3.3 得到的优化结果进行验证。根据优化结果 1，将 PQM 部署在 1, 3, 4, 7, 9, 10, 13, 14 号母线上。假设母线 3 发生电压暂降事件，根据 PQM 的部署位置，母线 3 上的事件可以被安装在母线 3 和母线 4 上的 PQM 观测到。而如果母线 5 发生电压暂降事件，该事件则可以被安装在母线 1 和母线 4 上的 PQM 观测到，因此根据不同PQM的观测信息，可以对发生电能质量时间的位置进行定位。

表 3.3 表明当考虑可定位性约束后，最优结果 PQM 数量增加到 8，也就意味着必须增加 4 个 PQM 才能保证所有的监测结果是可区分的。这说明在原有可观测性约束下，将造成即使 PQM 观测到了电网中的电能质量事件，也无法定位产生故障的具体电网组件，从而无法对故障进行修正。

3.4　本章小结

本章对智能电网电能质量监测节点的选址问题进行了详细分析，得到了电能质量监测节点选址的可观测可定位统一描述模型，在此基础上将电能质量监测节点选址问题转化为 K-median 问题，并利用 K-median 问题现有的局部搜索算法设计了电能质量监测节点选址问题的求解算法。经过实验对比验证，本文提出的方法较已有方法在保证准确性的前提下极大的提高了算法的求解速度。

第4章　监控系统传输中转节点选址

根据前文的论述，未来智能电网信息网络将采用共享网络而非现在的电力专网。而无论是电力专网彻底融合成为公共互联网还是专网公网混合的模式，都可以通过设置网络中专门为电力应用服务的节点，用于提高网络的服务质量。例如在专网公网混合模式中，可以通过设置专网公网接入点，让电网的底层量测数据即可以通过公网进行传输，也可以通过专网进行传输。问题在于如何设置这些网络接入点，使得电网量测数据可以尽可能快和稳定的到达分析控制中心，如下图表示上一节中的电能质量监控系统的例子。

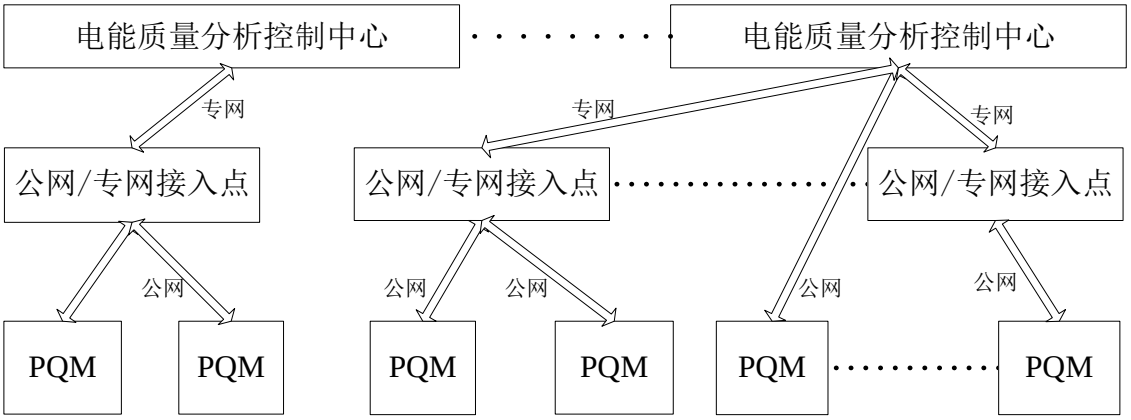


图 4.1 节点转发示意图

4.1　传输中转节点选址问题建模

本文考虑的目标是源目标对组的性能优化，即所有的数据源节点及对应的目标节点经过中转节点后后能得到的总体性能之和。例如总体得到的带宽、总体得到的延迟 [57][61]。假设中转节点备选节点集合之间的网络性能参数是可知的，根据应用的需求，可以定义节点和节点之间的距离，如带宽、吞吐率、延迟等，节点距离的计算方法可以参考文献 [60]。考虑用图$\mathrm{G(V,E)}$来表示一个物理网络，基本定义如下：

V：网络中的节点集合，如数据源、路由器等；

E：节点间的链路集合；

$\boldsymbol{l_{ij}}$：$l_{ij} > 0$表示节点 i 到节点j间的距离，例如可以假设l_{ij}是两点间的网络延迟；

S：源目标节点集合，即智能电网监测系统中的传感器等数据源节点；

T：目标节点集合，即智能电网监测系统中的数据分析节点；

B：候选的节点集合，显然B ⊆ V

O：经过优化得到的中转节点集合；

t(s)：对于每一个$s \in S$的源节点对应的$t \in T$的目标节点；

$\boldsymbol{l_p^{s,t(s)}}$：在未采用中转节点进行中继转发之前，源到目标节点之间的距离；

$\boldsymbol{l_O^{s,t(s)}}$：经过选取的中转节点集合 O 转发后，源到目标节点之间的距离；

假设优化的目标是延迟，网络延迟应该越小越好，则$l_O^{s,t(s)}$应该表示经过集合 O 转发的最小延迟，例如假设数据源节点 s 到 t(s)经过 O 的最短路径如下：

$$(s, o_1, o_2, \cdots o_k, t(s))$$

那么

$$l_O^{s,t(s)} = l_{so_1} + l_{o_1o_2} + \cdots + l_{o_kt(s)}$$

由于经过中转节点得到的路径在给定的目标下不一定比原路径更好，因此本文模型中当中转节点集合 O 对于网络延迟的改善无改善作用时，可以让源节点 s 按照给默认底层网络路径传输到 t(s)节点。而在之前的相关研究中，无论中转节点集是否可以有效改变网络性能，源目标节点之间的链路都必须经过一个中转节点，如文献[28][57][60]，这样做的好处是可以将问题简化，如证明问题复杂性时可以较为容易的规约为集合覆盖问题。但本文模型的好处是保证经过节点中转之后的任意一对源目标对之间的传输性能至少不会比原来的差。例如在图 4.1 所示案例中，由于现有公网的基础设施优于电力专网，如果公网提供了有 QoS 保证的传输服务，如 MPLS-VPN，而专网中传输的数据又较多时，则可能经过专网不一定获得比公网更好的性能。

此外，定义$\mathrm{l_p^{t(s),t(s)}} = \mathrm{l_0^{t(s),t(s)}} = 0$，根据以上说明，给出$l_O^{s,t(s)}$的定义如下：

$$l_O^{s,t(s)} = min_{o \in \{O + \{t(s)\}\}}(l_p^{s,o} + l_O^{o,t(s)}) \qquad (4-1)$$

根据(3-1)式，显然：

$$\mathrm{l_0^{s,t(s)}} \le \mathrm{l_p^{s,t(s)}}$$

根据上文的定义，给出中转节点选址问题的目标为寻找最优的$O \subseteq B$使得如下方程最小：

$$\sum_{s \in S} l_O^{s,t(s)} \qquad (4-2)$$

称上述问题为 RNPP(Relay Node Placement Problem)，根据之前的相关研究，当节点数量达到一定区间后，再增加节点的个数对于网络性能的改进范围是有限的 [57][59]，可以根据部署中转节点的性价比设定一个数值 K，K 表示中转节点集合

O 的大小。因此上述中转节点选址问题变为寻找最优的$O \subseteq B$使$(4-2)$最小，同时满足集合 O 的大小为 K，称这个改动之后的问题为 K-RNPP。

4.2　K-RNPP问题理论分析

本节将对 K-RNPP 问题的时间复杂度进行分析，证明该问题是一个 NP 难问题。在此基础上本节将近一步给出采用多项式时间算法求解该问题的近似比理论界限。

4.2.1　K-RNPP问题复杂性分析

为了证明 K-RNPP 问题的复杂性，再次引入上一节中已经使用的 K-median 判定问题，将此问题记为问题P_1，再次给出 K-median 判定问题的定义如下。

K-median 判定问题定义：

给定一个用户节点集合$\hat{C}$和一个备选位置集合$\hat{B}$。从任意一个用户$\hat{c} \in \hat{C}$到任意一个备选位置$\hat{b} \in \hat{B}$的距离定义为$\hat{l}_{\hat{c}\hat{b}}$且$\hat{l}_{\hat{c}\hat{b}} > 0$。判定是否存在一个集合$\hat{O} \subseteq \hat{B}$且$\hat{O}$集合的大小为 K 使得下面的不等式是否成立：

$$\sum_{\hat{c}\in\hat{C},\hat{o}\in\hat{O}} \min(\hat{l}_{\hat{c}\hat{o}}) \le U \quad (3-3)$$

下一步对 K-RNPP 问题进行修改，并将此问题记为问题P_2。

修改后的 K-RNPP 问题：

考虑给定一个图$G(V,E)$，一个源节点集合 S，一个目标节点集合 T 以及一个候选节点集合 B。寻找是否存在$O \subseteq B$且 O 的大小为 K，使得如下的目标函数最小：

$$\sum_{s\in S,o\in O} \min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,o} + l_p^{o,t(s)})$$

以上目标函数意义是至多一个 O 中的节点可以作为中继节点用于源目标节点对之间的数据传输。

近一步，考虑P_2问题的判定问题P_3，即判定是否存在这样的一个集合$O \subseteq B$且 O 的大小为 K，使得如下不等式满足：

$$\sum_{s\in S,o\in O} \min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,o} + l_p^{o,t(s)}) \le U$$

下面对问题P_3进行另一种描述。另$\hat{B} = B,\ \hat{C} = S$以及$\hat{k} = k$，定义用户$\hat{c} \in \hat{C}$到任意一个备选位置$\hat{b} \in \hat{B}$的距离如下：

$$\hat{l}_{\hat{c},\hat{b}} = \min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,b} + l_p^{b,t(s)})$$

显然$\hat{l}_{\hat{c},\hat{b}} > 0$，因此问题$P_3$可以等效为判定是否存在$\hat{O} \subseteq \hat{B}$且$\hat{O}$集合的大小为 K 使得(3-3)式成立。由上面可以看出，P_3问题的转化描述和P_1问题是完全一致的，即P_3问题和P_1问题是等价的，固由于P_1问题是 NP 完全问题，P_3问题也是 NP 完全问题。

同时，这里也表明了P_2问题和 K-median 问题是等价的。

接下来考虑原始的 K-RNPP 问题。给定图$G(V,E)$，一个源节点集合 S，一个目标节点集合 T 以及一个候选节点集合 B 以及图间节点的距离定义$l_{ij} > 0$。寻找是否存在$O \subseteq B$且 O 的大小为 K，使得$\sum_{s\in S} l_O^{s,t(s)}$最小。假设存在一个多项式时间算法用于求解 K-RNPP。构造一个特殊的 K-RNPP 使得满足如下条件：

$$l_p^{b_1,b_2} = T \gg l_p^{s,t(s)}$$

其中$b_1, b_2 \in B$且$s \in S$。显然，对于这个构造后的K-RNPP问题，至多一个中转节点会被选中用于源目标节点对之间的数据中转。如果K-RNPP问题存在多项式时间算法，则构造后的K-RNPP问题存在多项式时间算法，则问题P_3可以用多项式时间算法求解，算法构造如下：

1．用假设的多项式时间算法求解K-RNPP，设结果为R

2．判断R是否比U小。

由于P_3问题是NP完全问题，故K-RNPP是NP难问题。

4.2.2　K-RNPP问题的理论近似比边界

上一节已经证明了K-RNPP是NP难问题，即目前无有效多项式时间算法求解该问题，这一节将给出K-RNPP通过多项式时间算法可能得到的性能边界。近似比指通过多项式时间算法求得的近似最优值和理论上的最优值之间的比值。

首先，在K-RNPP问题中定义如下参数：

$$d_{max} = \max\{\min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,b} + l_p^{b,t(s)}) | t(s) \in T, s \in S, b \in B\}$$

$$d_{min} = \min\{\min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,b} + l_p^{b,t(s)}) | t(s) \in T, s \in S, b \in B\}$$

$$\omega = \frac{d_{max}}{d_{min}}$$

$$\alpha = \min\left\{\frac{l_p^{s,b} + l_B^{b,t(s)}}{l_p^{s,b} + l_p^{b,t(s)}} \middle| t(s) \in T, s \in S, b \in B\right\}$$

给出K-RNPP的多项式时间算法近似比边界如下：

$$\alpha \times (1 + \frac{\omega - 1}{e})(4-4)$$

即不存在比$(4-4)$更好的多项式时间算法求解K-RNPP。

证明：4.2.1节证明了问题P_2和K-median问题是等价的。根据上面定义的d_{max}、d_{min}和ω，以及4.2.1节证明中P_2问题转化为K-median的方法，ω也可以等效成如下的表达：

$$\omega = \frac{\max \hat{l}_{\hat{c},\hat{b}}}{min\hat{l}_{\hat{c},\hat{b}}}$$

根据R. Pan等人在文献[108]中的证明，一般距离空间下的K-median问题不存在近似比小于如下值的多项式时间算法除非NP ⊆ DTIME($n^{O(\log\log n)}$)：

$$1+\frac{\omega-1}{e}$$

这里的一般距离空间指不满足三角不等式的距离空间，即如下不等式不满足：

$$l_{ij} \le l_{ik} + l_{kj}$$

在实际网络中，通常这个不等式也是不满足的。

假设P_2问题的最优解为O_1而K-RNPP问题的最优解为O_2，P_2问题可通过多项式时间算法求得的近似最优解为R_1而K-RNPP问题可通过多项式时间算法求得的近似最优解为R_2。定义Cost1(N)，Cost2(N)如下：

$$\mathrm{Cost1(N)} = \sum_{s\in S, n\in N} \min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,o} + l_p^{o,t(s)})$$

$$\mathrm{Cost2(N)} = \sum_{s\in S} l_N^{s,t(s)} = \sum_{s\in S} min_{n\in\{N+\{t(s)\}\}}(l_p^{s,n} + l_N^{n,t(s)})$$

显然$\mathrm{Cost2}(O_2) \le \mathrm{Cost1}(O_1)$，故可以得到如下结论：

$$\frac{\mathrm{Cost1}(R_1)}{\mathrm{Cost1}(O_1)} \ge (1+\frac{\omega-1}{e})$$

$$\frac{\mathrm{Cost2}(R_2)}{\mathrm{Cost2}(O_2)} \ge \frac{\mathrm{Cost2}(R_2)}{\mathrm{Cost1}(O_1)} \ge \frac{\mathrm{Cost2}(R_2)}{\mathrm{Cost1}(R_1)} \times \frac{\mathrm{Cost1}(R_1)}{\mathrm{Cost1}(O_1)}$$

此外，由α定义可知，$\alpha \le 1$。因此对于K-RNPP的近似最优解，每一个中转路径：

$$\min\left\{\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \mathrm{l_p^{s,r}} + \mathrm{l_{R_2}^{r,t(s)}} | r \in R_2\right\} \ge \min(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \alpha \times \left(\mathrm{l_p^{s,r}} + \mathrm{l_p^{r,t(s)}}\right) | r \in R_2)$$

$$\ge \alpha \times \min(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \mathrm{l_p^{s,r}} + \mathrm{l_p^{r,t(s)}} | r \in R_2)$$

因此，若取P_2的解为R_2，则

$$\mathrm{Cost2}(R_2) \ge \alpha \mathrm{Cost1}(R_2)$$

由于R_1为P_2问题可通过多项式时间算法求得的近似最优解，故

$$\mathrm{Cost1}(R_2) \ge \mathrm{Cost1}(R_1)$$

否则直接用求解K-RNPP问题最好的多项式时间算法求解P_2问题，可以得到比用求解P_2问题最好的多项式时间算法求解P_2问题更好的解，而这与P_2问题最好的多项式时间算法矛盾，故$\mathrm{Cost1}(R_2) \ge \mathrm{Cost1}(R_1)$。

因此

$$\frac{\mathrm{Cost2}(R_2)}{\mathrm{Cost1}(R_1)} \ge \alpha$$

从而得到

$$\frac{\mathrm{Cost2}(R_2)}{\mathrm{Cost2}(O_2)} \ge \frac{\mathrm{Cost2}(R_2)}{\mathrm{Cost1}(O_1)} \ge \frac{\mathrm{Cost2}(R_2)}{\mathrm{Cost1}(R_1)} \times \frac{\mathrm{Cost1}(R_1)}{\mathrm{Cost1}(O_1)} \ge \alpha \times (1+\frac{\omega-1}{e})$$

证明完毕。

在上式中，α和ω都是较为容易求得的参数，显然计算ω的时间复杂度是S集合大小乘以B集合的大小，而计算α则是求解最短路径的时间复杂度。

4.3　K-RNPP问题求解算法设计

上一节说明了K-RNPP问题的复杂性和理论上的多项式时间算法近似比边界。这一节将给出K-RNPP问题的三个算法，第一个是基于局部搜索思想设计的算法，第二个是遗传算法，第三个是文献[60]中提到的TAG算法。其中遗传算法是为了得到近似的最优解而设计的，因为K-RNPP是NP难问题，当问题规划较大时无法计算得到最优解，而为了进行对比实验，引入遗传算法。

4.3.1　K-RNPP求解算法设计及性能分析

首先定义费用函数，对于任意给定的集合N，费用函数Cost(N)表示源目标节点对经过以N作为CPNS节点集后的性能的性能之和，即：

$$\mathrm{Cost(N)} = \sum_{s \in S} l_N^{s,t(s)}$$

定义集合N的领域如下：

$$\mathrm{F(N)} = \{\mathrm{N} - \mathrm{n} + \mathrm{m} \mid \mathrm{n} \in \mathrm{N}, \mathrm{m} \in \mathrm{B}, \mathrm{m} \notin \mathrm{N}\}$$

其中B为候选节点集合。

定义局部最优集N^*为满足如下条件的集合：

$\mathrm{Cost}(\mathrm{N}^*) \leq \mathrm{Cost}(M) \forall M \in \mathrm{F(N)}$

给出本文设计的局部搜索算法如图4.2示：

算法名称: 局部搜索算法
输入参数: 候选集合*B*; 费用函数*Cost*(*N*); 领域函数*F*(*N*); 定义的性能图G(V,E)
输出: CPNS节点集合O
1. 随机选取集合*N*使得*N*的大小为K
2. 构造一个新的图$G'(V', E')$，其中$V' = \{N, \{t(s)\}\}$
3. 对G'使用最短路径寻优算法（如Dijkstra 算法）得到 *N*集合中的点到与之对应的 $\{t(s)\}$之间的最短路径
4. 计算N集合的费用函数*Cost(N)*= $\sum_{s \in S} min_{n \in N}(l_p^{s,n} + l_N^{n,t(s)})$
5. 如果存在$M \in F(N)$ 使得$Cost(M) < Cost(N)$ 则另N=M，返回步骤1
6. 返回集合N

图 4.2 K-RNPP 局部搜索算法步骤

对于本文设计的算法，给出以下两个结论。

结论一：本文算法是多项式时间算法

证明：假设候选集合B的大小为W，假设p表示算法返回前迭代的总次数。假设$K \ll W$，则每一次计算最短路径的时间消耗为$O(K^2)$。每一次寻找局部最优解时循环的总次数至多是W-K次（找到了比当前更好的结果就返回了），而前面假设$K \ll W$，故算法总体的时间复杂度可以用$O(K^2Wp)$表示。根据文献[109]中的分析，局部搜索算法的总迭代步数可以表示成如下形式：

$$p = \log\left(\frac{cost(S_0)}{cost(O)}\right) / \log\left(\frac{1}{(1-\varepsilon/Q)}\right)$$

其中，S_0是初始值，O是最优结果，$\varepsilon > 0$是一个固定值，而Q是集合Θ的大小，集合Θ是给定解集S的领域G(S)的子集。根据前文定义的领域：

$$F(N) = \{N - n + m \mid n \in N, m \in B, m \notin N\}$$

集合Θ的大小等于集合$B - S$的大小，因此Q与问题规模成多项式关系，同时$\log(cost(S_0))$与$\log(cost(O))$与问题的规模是多项式关系，故p与问题规模呈多项式关系，故算法的总体时间复杂度是多项式时间。

结论二：本文算法的近似比为$\frac{1+K\omega}{(1+K)\alpha}$

证明：假设K-RNPP问题的最优解集为O，局部搜索算法得到的K-RNPP问题的局部最优解为N，令：

$$O = (o_1, o_2 \cdots o_k)$$

$$N = (n_1, n_2 \cdots n_k)$$

$$d_{max} = \max\{\min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,b} + l_p^{b,t(s)}) \mid t(s) \in T, s \in S, b \in B\}$$

$$d_{min} = \min\{\min(l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,b} + l_p^{b,t(s)}) \mid t(s) \in T, s \in S, b \in B\}$$

$$\omega = \frac{d_{max}}{d_{min}}$$

$$\alpha = \min\left\{\frac{l_p^{s,b} + l_B^{b,t(s)}}{l_p^{s,b} + l_p^{b,t(s)}} \mid t(s) \in T, s \in S, b \in B\right\}$$

因为N是P2局部最优解，因此有如下不等式：

$$Cost(N') - Cost(N) \geq 0 \qquad (4-5)$$

对于不等式$(4-5)$，将N中的节点n_1替换为Z中的节点z_1，可以得到如下结果：

$$Cost(N - n_1 + o_1) - Cost(N) > 0 \qquad (4-6)$$

定义$N1 = (o_1, n_2 \cdots n_k)$，$N2 = (n, o_2 \cdots n_k)$，…，$N2 = (n, n_2 \cdots o_k)$。

定义$D_s(o_1)$表示取得最优结果时，所有将o_1节点作为首个中继节点的源节点集，令这些点在$N1$集合中连接至o_1，其余点$s \in S - D_s(o_1)$按照取最小中转路径的原则连接至使如下表达式成立的点：

$$min\left\{l_p^{s,t(s)}, l_p^{s,n} + l_{\mathrm{N1}}^{n,t(s)} | n \in N1\right\}$$

因为：

$$\sum_{s\in D_s(o_1)}\left(l_p^{s,o_1} + l_{N1}^{o_1,t(s)} - l_N^{\mathrm{s,t(s)}}\right) \geq \sum_{s\in D_s(o_1)}\left(l_{N1}^{\mathrm{s,t(s)}} - l_N^{\mathrm{s,t(s)}}\right)$$

则有：

$$\begin{aligned}\sum_{s\in D_s(o_1)}\left(l_p^{s,o_1} + l_{N1}^{o_1,t(s)} - l_N^{\mathrm{s,t(s)}}\right) &+ \sum_{s\in S-D_s(o_1)}\left(l_{N1}^{\mathrm{s,t(s)}} - l_N^{\mathrm{c,t(s)}}\right)\\ &\geq \sum_{s\in D_s(o_1)}\left(l_{N1}^{\mathrm{s,t(c)}} - l_N^{\mathrm{s,t(c)}}\right) + \sum_{s\in S-D_s(o_1)}\left(l_{N1}^{\mathrm{s,t(c)}} - l_N^{\mathrm{s,t(c)}}\right)\\ &= Cost(N - n_1 + o_1) - Cost(N) \geq 0\end{aligned}$$

即：

$$\sum_{s\in D_s(o_1)}\left(l_p^{s,o_1} + l_{N1}^{o_1,t(s)} - l_N^{\mathrm{s,t(s)}}\right) + \sum_{s\in S-D_s(o_1)}\left(l_{N1}^{\mathrm{s,t(s)}} - l_N^{\mathrm{c,t(s)}}\right) \geq 0 \qquad (4-7)$$

由于α定义可知，$\forall \mathrm{b} \in \mathrm{B}, \mathrm{s} \in \mathrm{S}$，存在如下结果：

$$\mathrm{l_p^{s,b}} + \mathrm{l_p^{b,t(s)}} \leq \frac{1}{\alpha}\left(\mathrm{l_p^{s,b}} + \mathrm{l_B^{b,t(s)}}\right)$$

如果在最优解中，s 连接节点为o_x（即不是直接与目标节点连接），则

$$\mathrm{l_p^{s,o_x}} + \mathrm{l_p^{o_x,t(s)}} \leq \frac{1}{\alpha}\left(\mathrm{l_p^{s,o_x}} + \mathrm{l_B^{o_x,t(s)}}\right) \leq \frac{1}{\alpha}\left(\mathrm{l_p^{s,o_x}} + \mathrm{l_O^{o_x,t(s)}}\right) = \frac{1}{\alpha}\mathrm{l_O^{s,t(s)}}$$

对于$(4-7)$式中加号左边的项，

$$\mathrm{l_p^{s,o_1}} + \mathrm{l_{N1}^{o_1,t(s)}} \leq \mathrm{l_p^{s,o_1}} + \mathrm{l_p^{o_1,t(s)}} \leq \frac{1}{\alpha}\mathrm{l_O^{s,t(s)}}$$

由于$\alpha \leq 1$，$\forall \mathrm{b} \in \mathrm{B}, \mathrm{s} \in \mathrm{S}$

$$\begin{aligned}\mathrm{d_{min}} &= \min\{\min(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \mathrm{l_p^{s,b}} + \mathrm{l_p^{b,t(s)}}) | \mathrm{t(s)} \in \mathrm{T}, \mathrm{s} \in \mathrm{S}, \mathrm{b} \in \mathrm{B}\}\\ &\leq \left\{\min(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \frac{1}{\alpha}\left(\mathrm{l_p^{s,b}} + \mathrm{l_B^{b,t(s)}}\right) | \mathrm{t(s)} \in \mathrm{T}, \mathrm{s} \in \mathrm{S}, \mathrm{b} \in \mathrm{B}\right\}\\ &\leq \frac{1}{\alpha}\left\{\min(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \mathrm{l_p^{s,b}} + \mathrm{l_B^{b,t(s)}} | \mathrm{t(s)} \in \mathrm{T}, \mathrm{s} \in \mathrm{S}, \mathrm{b} \in \mathrm{B}\right\}\end{aligned}$$

取$\forall \mathrm{o} \in \mathrm{O}$，有

$$\mathrm{l_p^{s,o}} + \mathrm{l_B^{o,t(s)}} \leq \mathrm{l_p^{s,o}} + \mathrm{l_O^{o,t(s)}}$$

因此

$$\mathrm{d_{min}} \leq \frac{1}{\alpha}\left\{\min(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \mathrm{l_p^{s,o}} + \mathrm{l_O^{o,t(s)}} | \mathrm{t(s)} \in \mathrm{T}, \mathrm{s} \in \mathrm{S}, \mathrm{o} \in \mathrm{O}\right\} = \frac{1}{\alpha}\mathrm{l_O^{s,t(s)}}$$

因此，对于$(4-7)$式中加号右边的项有如下关系：

$$\mathrm{l_{N1}^{s,t(c)}} = \min\left(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \mathrm{l_p^{s,b}} + \mathrm{l_{N1}^{s,t(s)}}\right) \leq \min\left(\mathrm{l_p^{s,t(s)}}, \mathrm{l_p^{s,b}} + \mathrm{l_p^{s,t(s)}}\right) \leq \mathrm{d_{max}} \leq \omega \mathrm{d_{min}} \leq \frac{\omega}{\alpha}\mathrm{l_O^{s,t(s)}}$$

因此$(4-7)$式进行变换后可以得到如下结果：

$$\sum_{s\in D_s(o_1)}\left(\frac{1}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}-l_N^{\mathrm{s,t(s)}}\right)+\sum_{s\in S-D_s(o_1)}\left(\frac{\omega}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}-l_N^{s,t(s)}\right)\geq 0$$

$$\sum_{s\in D_s(o_1)}\frac{1}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}+\sum_{s\in S-D_s(o_1)}\frac{\omega}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}-\sum_{s\in S}l_N^{s,t(c)}\geq 0$$

$$\sum_{s\in D_s(o_1)}\frac{1}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}+\sum_{s\in S-D_s(o_1)}\frac{\omega}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}-\mathrm{Cost(N)}\geq 0 \qquad (3-8-1)$$

对于将 N2 作为解集，可以得到：

$$\sum_{s\in D_s(o_2)}\frac{1}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}+\sum_{s\in S-D_s(o_2)}\frac{\omega}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}-\mathrm{Cost(N)}\geq 0 \qquad (3-8-2)$$

依次类推：

$$\sum_{s\in D_s(o_k)}\frac{1}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}+\sum_{s\in S-D_s(o_k)}\frac{\omega}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}-\mathrm{Cost(N)}\geq 0 \qquad (3-8-\mathrm{k})$$

记在最优解集中，不与任何中继节点相连的源节点集为Ψ

$$\sum_{s\in D_s(\Psi)}\frac{1}{\alpha}\mathrm{l}_\mathrm{p}^{\mathrm{s,t(s)}}+\sum_{s\in S-D_s(\Psi)}\frac{\omega}{\alpha}\mathrm{l}_0^{\mathrm{s,t(s)}}-Cost(N)\geq 0 \qquad (3-8-\mathrm{k}+1)$$

将上面 k+1 个不等是相加得到：

$$\frac{1}{\alpha}\mathrm{Cost(O)}+\mathrm{K}\frac{\omega}{\alpha}\mathrm{Cost(O)}-(\mathrm{K}+1)\mathrm{Cost(N)}\geq 0$$

由上式可以得到算法的近似比如下：

$$\mathrm{Cost(S)}\leq\frac{1+\mathrm{K}\omega}{(1+\mathrm{K})\alpha}\mathrm{Cost(O)}$$

4.3.2　遗传算法设计

如前所述，设计遗传算法的目的是为了在问题规模较大时逼近K-RNPP的最优解，遗传算法优化不是本文研究内容，这里仅将设计的遗传算法的关键步骤列出：

1．基因表达

K-RNPP问题的目标是查找候选集B中的K个节点是的总体性能最优，这里对节点进行编号，而可行解则是这些编号的组合。由定义可知，每一个可行解是由K个编号构成的，将这些编号的组合作为个体的基因。

2．适配值函数选取

适配值函数的性质是产生的结果越好，适配值应该越大。但考虑到在上述问题定义的费用函数是最小值形式（考虑的是延迟，如果是带宽应该是最大值，但求最大值可以转化为求最小值），对适配值函数进行如下定义。假设N表示当

前的种群，C表示个体的费用函数。

$$1-\frac{Cost(C)-\min(Cost(N))}{max\big(Cost(N)\big)-min(Cost(N))}$$

3．基因交叉

随机选择基因交叉的位置，将标记的交叉点之前及之后的编号进行交换。这里需要注意的是可能出现重复的编号。例如如果个体A的基因是(3, 4, 7, 9)而个体B的基因是(1, 3, 5, 7)，如果变异发生在第二个编号处，则产生一个子代编号是(3, 3, 5, 7)。为了防止这种情况的出现，先将两个个体相同编号的提取出来，然后对剩余的编号进行交换，当交换结束时，共同基因再被添加到子代个体中。本文参照文献中[112]的方法设计交叉的概率。

4．基因变异。

本文采用文献[112]中提到的自适应基因变异概率，随机产生0和1之间的随机数，如果随机数大于设定的变异概率，则随机选取当前候选节点集中的一个其他编号取代当前编号。

5．停止条件

适配值函数在连续100代后都不在发生改变。

4.3.3　TAG算法

TAG 算法是 S. Roy 等人于文献[60]中设计的贪心算法，它的工作原理是每一次迭代，都选取当前剩余候选节点中对系统性能改进最优的节点进入中继节点集。但一旦节点被选入中继节点集，就不会再有退出机制。TAG 算法的时间复杂度为 $O(k^3M)$，其中 k 是设定的中继节点集合的大小，而 M 是候选集合的大小。

4.4　K-RNPP问题实验及结果分析

本节中将对 K-RNPP 问题求解算法的性能进行比较和分析，采用两种实验方式进行实验，一是以 MATLAB 进行数值模拟实验，二是用网络仿真软件进行模拟仿真。由于网络仿真软件的节点规模无法过大，所以算法的性能评价主要还是基于 MATLAB 的数值模拟实验给出。此外在本实验中采用延迟作为性能评价指标，即使得源目标节点对的总体延迟之和最小。所有实验均在一台配置 Intel i5 双核处理器和 3GB 内存的笔记本电脑上进行。对于每一个实验都进行 500 次重复，然后计算算法的平均输出结果以及算法结果的 95%分位数和 95%置信区间，用于对算法的稳定性进行评估。由于遗传算法的目的是为了逼近最优解，所以对遗传算法选取了 500 次实验的最优结果。

4.4.1　基于MATLAB的算法性能评价

如前所述，图$G(V,E)$表示一个物理网络，V 表示网络的节点，而 E 的权值设置为节点间的延迟。在实际网络中，节点间的连接关系分为直接连接和间接连接（通过交换机、路由器中转）两种。为了更加逼近真实情况，首先用 MATLAB 生成一个$M \times M$的矩阵代表物理网络，M 就是物理网络的节点大小。然后随机的产生节点间的直接连接关系及权值，在此之后则根据之间连接关系和延迟计算任意两点间的延迟，间接连接也是随机进行的。在实验中随机选取了 9 个节点作为源节点，1 个节点作为目标节点。

由于 K-RNPP 是 NP 难问题，在问题规模较大时无法通过遍历的方法得到最优解，由此本文引入了遗传算法进行最优解的逼近。首先对遗传算法进行测试，由于遍历的方法只能进行小规模的实验，本文只对问题规模小于 50 的情况进行了实验。当候选集大小为 50，中继节点集合大小为 5 时，遍历总共花费的运算时间是 26531 秒，约 8 个小时，由此可见当问题规模扩大时该问题难以获得最优解。同时为了提高遗传算法逼近最优解的概率，对每一次实验使用遗传算法计算 500 次，然后取 500 次实验中的最优值。实验结果在下表 4.1 中列出。

表 4.1 遗传算法与全局遍历算法结果比较

候选节点数 M/中继节点数 k		遗传算法 500 次实验的平均结果	遗传算法 500 次实验取得的最优结果	全局遍历方法得到的最优结果
M=30	k=3	46.1543	45.9002	45.9002
	k=5	36.7103	36.6999	36.6999
M=40	k=3	58.3422	58.3204	58.3204
	k=5	55.7610	55.6698	55.6698
M=50	k=3	54.7344	54.7214	54.7214
	k=5	52.0495	52.0034	52.0034

为了消除随机性，每次实验选取的图都是随机生成的，因而 M 不同时的实验结果不具有可比性（结果中候选节点规模扩大后整体延迟并未减小不是错误）。如 4.3.2 节所述，本文采用了文献中[112]提到的自适应交叉变异概率，将最小交叉概率设置为 0.1，最小变异概率设置为 0.05，种群规模设置为 300。

表 4.1 的结果表明遗传算法的效果是比较好的，平均意义下与最优结果比较相差并不大，且 500 次实验的最好结果是与全局遍历得到的结果一致的。同时在实验过程中发现如果扩大种群的规模可以提高取得最优解的概率，但算法的时间消耗也会因此增加。

图 4.3 给出三种不同算法在问题规模扩大时的性能比较。为了比较算法的性能，这里使用了相同的网络（即相同的图），这样当候选节点数量增加时，结果就具有可比性了，理论上候选节点个数越多，系统的整体延迟应该越小。

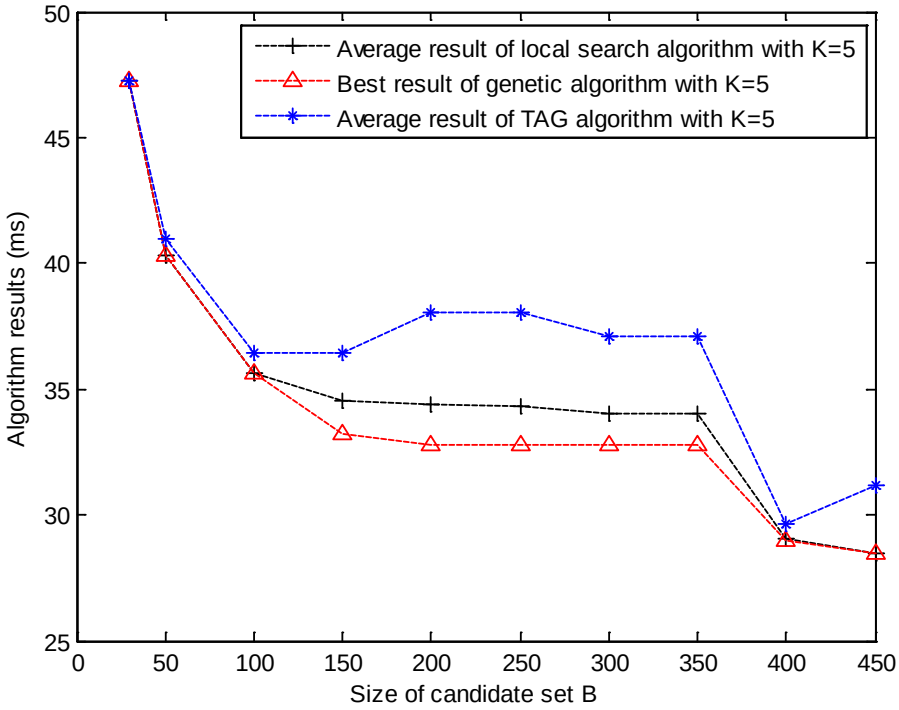


图 4.3 算法结果比较

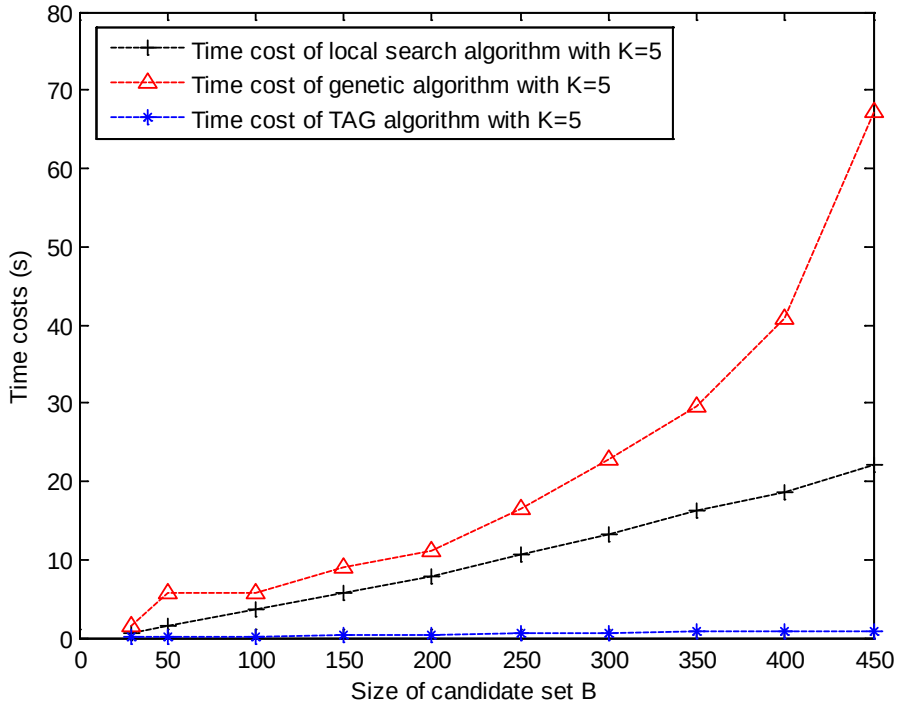


图 4.4 算法时间消耗比较

从图 4.3 可以看出本文算法的性能基本是可以和遗传算法取得的最优解相比较的，且比较稳定，基本上随着候选节点数量的增加系统延迟在减小。但 TAG 算法总体来看表现的不稳定，虽然在一些情况下 TAG 算法可以取得和局部搜索算法近似的结果，但存在一些候选节点数量增加反而系统延迟增加的情况。这主要是由于 TAG 算法一旦选取节点后就无法退出的弊端造成的。

图 4.4 给出三种算法的时间消耗，TAG 算法和局部搜索算法的时间消耗即 500 次实验的平均时间。而遗传算法的平均时间是通过计算取得最优值的平均迭代次数换算而来的。结果表明遗传算法的时间性能是最差的，而且表现出非线性的特点。而本文算法及 TAG 算法的时间消耗基本是随问题的规模线性增长的，这与理论分析的结果一致。

下面进一步给出算法的稳定性测试。对于 TAG 算法，由于在计算过程中不存在随机因素，因而 500 次重复实验每次得到的结果都是一致的。而对于本文算法，由于算法运行过程中存在随机因素，故结果可能出现不稳定。表 2 给出了本文算法 500 次实验的 95%分位数和平均值的 95%置信区间。这里均值的置信区间是有意义的，因为每一次实验都可以看成是独立的随机变量，根据中心极限定理，多次实验获得结果的均值服从正态分布。表 4.2 表明本文算法的结果是稳定的。

表 4.2 本文算法的稳定性

后选节点数 M	TAG 算法结果	本文算法均值	本文算法 95%分位数	本文算法均值的 95%置信区间
30	47.2386	47.2386	47.2386	(47.2386, 47.2386)
50	40.9723	40.3376	40.3119	(40.3209, 40.3543)
100	36.4616	35.6586	35.6452	(35.6513, 35.6659)
150	36.4616	34.5786	35.5903	(34.4789, 34.6782)
200	38.0621	34.4447	35.5903	(34.3397, 34.5497)
250	38.0621	34.3215	35.5903	(34.2119, 34.4311)
300	37.105	34.0292	35.9118	(33.9424, 34.1161)
350	37.105	33.9983	35.9118	(33.9132, 34.0835)
400	29.6423	29.0581	29.0172	(29.0222, 29.0940)
450	31.1796	28.4569	28.4420	(28.4423, 28.4715)

图 4.5 给出当中转节点集个数增加时系统的性能变化，图 4.6 则给出当中转节点数增加时算法的时间消耗。

根据之前文献的论述，当节点个数增加到一定区间后，系统性能无显著改变。图 4.5 表明节点数增加到一定值后，系统性能的变化确实很小。由上一节中对局部搜索算法的复杂度分析可知，算法的时间消耗和节点个数 K 之间是平方关系。因此当节点数量增大是，时间消耗会显著增加。

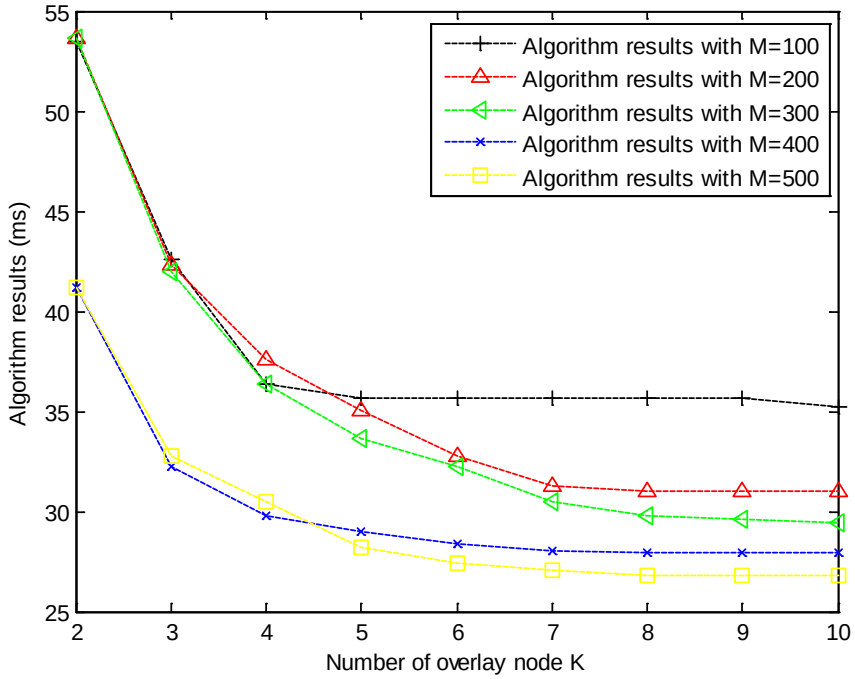


图 4.5　中转节点数增加后的计算结果

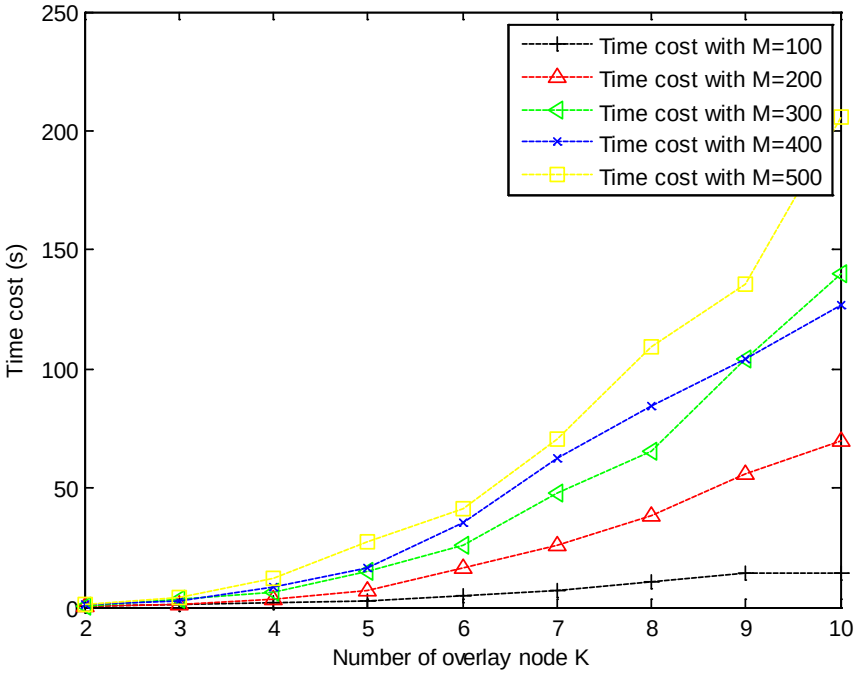


图 4.6　中转节点数增加后算法时间结果

4.4.2　基于EstiNet网络仿真器的实验结果

上一节通过 MATLAB 的数值模拟实验对本文算法的性能进行了测试和分析。本节将利用网络仿真器展示由本文算法得到的 K-RNPP 节点选址结果对网络性能的改进。

EstiNet 是由 S.Y. Wang 等人于 1999 年发明的一个新颖的网络仿真器 [113]，目前最新的版本可以在其主页上获取 [114]。在 EstiNet 中采用了一项新的仿真器设计技术“内核重载技术”(kernelreenteringmethodology)，从而实现了模拟(simulation)和仿真(emulation)两种功能。相较于其他网络仿真器 NS2 和 OPNET，EstiNet 可以在模拟(simulation)过程中使用真实的 TCP/TP 协议栈，因此实际的网络程序可以直接在 EstiNet 的虚拟节点上运行而不需要进行任何改动，而对于 NS2 和 OPNET 这种功能只有在仿真(emulation)时才可以实现。但当进行仿真(emulation)时，路由器、链路器的工作是由操作系统控制的，运行的结果不可控，因而实验的结果无法复现。此外，EstiNet 还提供了一项实用工具“大规模 Internet 网络产生器”(Generate Large Internet-like Network)，可以自动产生类似于 Internet 的网络结构，本节基于此工具进行实验，下图 4.6 展示了实验原理图。

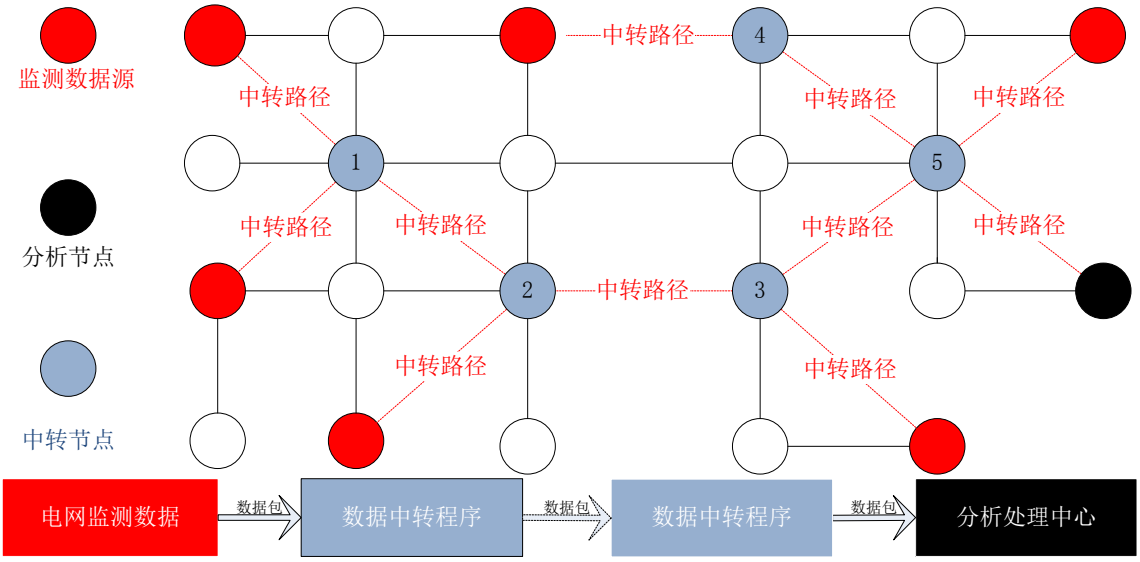


图 4.6 仿真实验原理图

上图中红色的节点表示数据源节点，在这些节点上部署了数据产生程序，固定时间周期发出大小为 L 的数据包。蓝色的节点表示转发节点，部署了数据转发程序，用于转发由数据源发过来的每一个数据包。黑色的节点表示数据接收节点，用于收取所有数据源发出的数据。目标是找到大小为 K 的转发节点集合使得总体的源目标节点延迟最小。

在实际系统中，延迟测试程序和转发程序应该部署在每一个转发节点上（用于寻找最优路径），而候选节点之间的延迟（假设是稳定的）矩阵需要提前获取。实验步骤如下：

1．在模拟的网络环境中加入稳定的数据流。

2．获取原始的传输性能，即直接从数据源发送数据包到目标节点。计算所有源目标节点间延迟的总和。实验中程序中加入了对系统当前时钟的记录，因而可以在接收端得到延迟的情况。

3．为了得到延迟矩阵，采用 PING 的方式获取 RTT，本文修改了 PING 的原始代码，使得可以记录多次 PING 的平均结果。PING 程序被部署在每一个候选节点上。

4．对获取的延迟矩阵运用本文算法获得中转节点集合。

5．令数据源向得到的中继节点发送数据，然后中继节点再向目标节点转发，计算经过转发后的总体时延。

表 4.3 网络性能随发送数据包大小的变化

数据包大小 D（Byte）/ 网络包大小 P (Byte)		原始延迟(ms)	经过中转节点后的延迟(ms)	延迟的改进比例
D=100	P=1000	48.177	18.186	62.25%
	P=1430	47.968	18.234	61.99%
	P=1800	48.146	18.203	62.19%
D=1K	P=1000	122.642	101.675	17.10%
	P=1430	122.806	102.589	16.46%
	P=1800	120.466	102.178	15.18%
D=5K	P=1000	208.380	188.026	9.77%
	P=1430	219.872	180.811	17.77%
	P=1800	300.919	225.573	25.04%
D=10K	P=1000	372.405	297.364	20.15%
	P=1430	368.939	269.100	27.06%
	P=1800	384.022	276.791	27.92%
D=100K	P=1000	1521.535	1157.466	23.93%
	P=1430	1543.298	1169.730	24.21%
	P=1800	1526.384	1165.816	23.62%

实验中利用 EstiNet 生成了一个包含 167 节点的网络，随机选取了其中的 11 个节点作为源节点，1 个节点作为目标节点，覆盖节点集大小设为 5。其余节点作为

候选节点集合。中间节点集设置为 5 的原因是大于 5 的中间节点集对于系统性能的改进无显著作用。同样，为了消除随机性，每次实验进行了 5 次以获得平均实验结果。

互联网的网络延迟通常由以下四部分构成；节点处理延迟、排队延迟、传输延迟和传播延迟，排队延迟、处理延迟和传播延迟都可以通过 RTT 得到体现，但传输延迟则和带宽及数据量大小相关，实验中对不同大小的数据包进行了测试。实验中所有用到的程序都是通过 linux Socket 编写的，在利用 Socket 传输文件时，大的数据包会被拆分成小的数据包进行发送。而实验结果表明拆分的数据包的大小也会对性能产生影响。

表 4.3 展示了当发送数据包增大时系统性能的变化。其中 D 表示数据源发出的数据包的大小，P 表示经过 socket 编程拆分的网络包的大小。覆盖节点改进的延迟是 5 次实验的平均结果，改进的性能以百分比的方式表示。

从表 4.3 可以看出利用节点进行中转后确实可以很好的改进系统的网络延迟，此外，当发送的数据包较小时，网络性能的改进很明显，而当发送的数据包逐渐增加时，系统延迟性能的改进逐渐变小最后趋于稳定。此外，实验结果还显示出当 socket 拆分的数据包大小接近网络的 MTU 时，延迟的改进最好，P 取 1430 时，在源节点发送相同数据包的情况下，系统的总延迟基本是最小的。

4.5　本章小结

本章对共享网络下智能电网监控系统传输中转节点的选址问题进行了详细的分析和讨论。给出了该问题的理论复杂度和最优近似比边界，同时给设计了相应算法进行求解。最后本章以系统节点的组延迟为例对算法进行了验证，通过 MATLAB 对算法的性能进行了分析和比较并 EstiNet 仿真器上进行了仿真实验。

第5章　监控系统服务性能建模

第四章对监控系统传输中转节点选址问题进行了详细讨论，设置中转节点的目的是使获得的智能电网监测数据尽可能快和稳定的传输至分析控制节点。由于电力专网的私有属性，专网的服务性能有一定的 QoS 保证，特别是一些电力专网中已经采用了如 MPLS-VPN 等 QoS 控制技术，但电力专网的资源又是有限的，不可能让所有的智能电网应用数据都通过专网传输。所以在使用共享网络模式时，智能电网监控系统需要对系统的总体服务性能进行分析，以决定该类监控系统应采用何种网络配置进行服务，而性能分析的基础是对监控系统的网络传输及计算性能进行建模，本章重点解决监控系统服务性能建模问题。

5.1　监控服务系统的等效服务模型

智能电网监控系统区别与传统网络服务系统的地方有两点，一是智能电网监控系统存在分析、处理环节，不仅仅是简单的数据传输，二是监控系统往往需要对不同监测节点的数据进行同步分析，而不是简单直接使用。如第三章的电能质量分析中，如果采用了引理三，则需要对 PQM 在相同时间获取到的监测数据进行处理，才能得出间接量测点的电气状况，这里再给出智能电网广域监控系统的例子说明这一问题。

5.1.1　智能电网监控系统与网络服务系统的区别

当前电网存在两套广域数据量测的系统，一套是基于 RTU 单元的 SCADA 系统 [8]，一套是基于 PMU 单元的 WAMS 系统 [7]。其中 SCADA 系统是于上世纪 90 年代逐渐推广使用的量测系统，其实现基于远程终端装置 RTU[9]，RTU 单元具有量测、通信、控制等多种功能，该量测单元被广泛应用于能量管理系统（EMS）中，但其主要不足是数据采样频率较低，无法及时获取电网运行的动态信息，各 RTU 单元无同步时钟，获取到的数据不同步。相对于 RTU 单元，PMU 增加了相角测量；具备 GPS 授时单元，测量精度更高；同时测量频率更高，在几十毫秒量级，因此基于 PMU 单元的 WAMS 系统可以实现比 SCADA 系统更精确的系统量测信息，是智能电网广域监控系统的主要构成。

智能电网广域监控系统由电网信息量测设备（PMU），通信网及控制器三方面组成，PMU 设备将量测的不同区域的电网运行参数发送至控制中心，控制中心对量测进行分析处理，根据处理结果对不同区域间电网进行调度。图 5.1 是南方电

网交直流并联系统广域闭环阻尼控制案例的示意图。

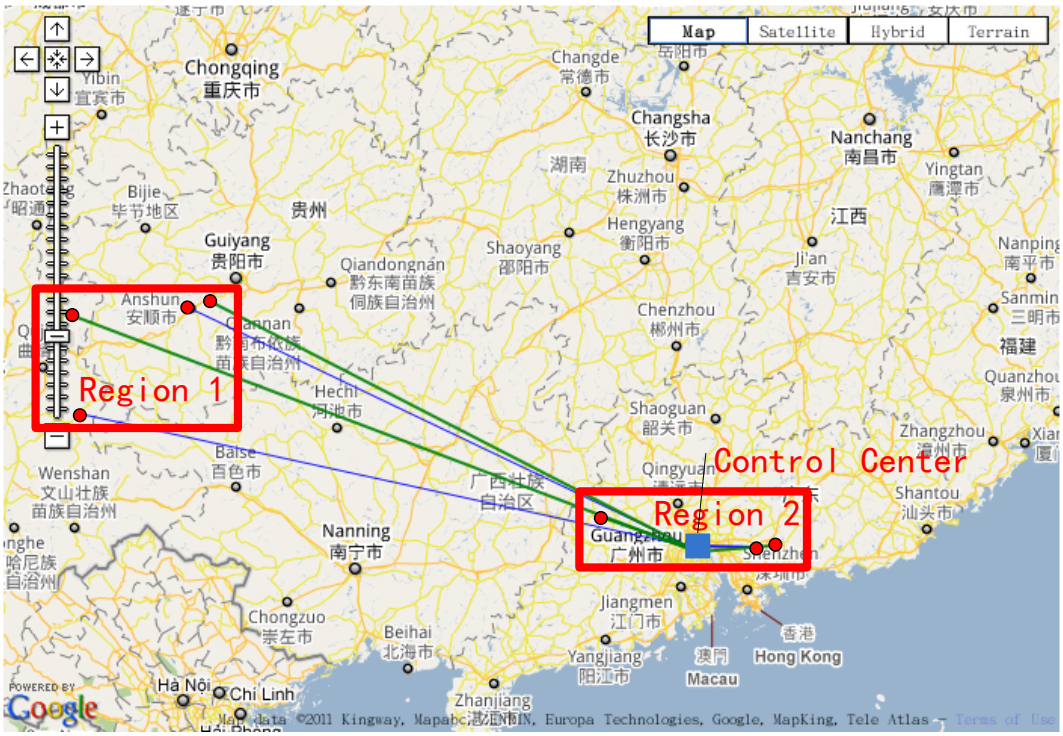


图 5.1　智能电网广域监控系统示意图

由于电网测量信号及控制器信号均通过通讯网传输，而电力系统各节点的数据是通过不同的通信信道进入控制中心的，不同通信信道的数据达到控制中心的时间也会不同，因此造成控制输入数据的不同步，图 5.2 示展示了这一现象，由于控制处理中心往往需要对同步的电网监测信号进行处理，因此由于通信信道带来的数据不同步会对系统带来额外的延迟。

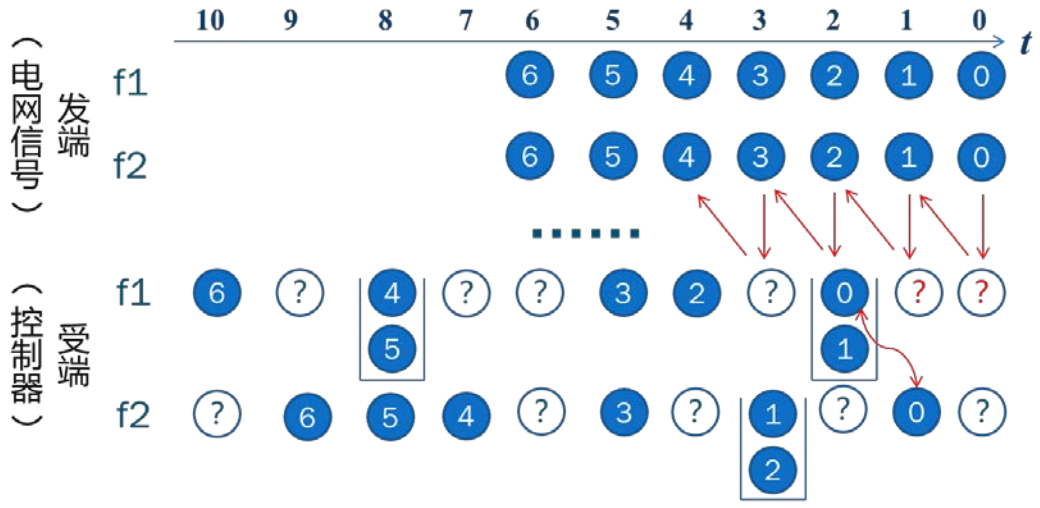


图 5.2 系统同步延迟问题

上述分析表明智能电网监控系统的传输建模不能简单等同于普通的网络传输模型，需要近一步考虑同步机制造成的额外延迟。此外，智能电网监控系统还需要对数据进行计算处理，因而服务模型需要考虑计算处理带来的延迟。

5.1.2　同步计算传输统一网络演算表述

常用的网络性能分析方法是基于 ping 等网络命令得到网络的时延，然后用时延的均值和方差对于网络性能进行描。理论上量测是对连续模型的采样，如果被采样的对象是独立同分布的随机变量，且仅当该随机变量存在相同且有限的数学期望μ和方差σ^2时，通过量测获得的数据将因为中心极限定理的限制，使得采样样本均值的分布服从均值为μ，方差为σ^2的正态分布。但问题是互联网上的数据已被证明既不符合独立，也不符合同分布，且方差不一定固定，如分形布朗过程的方差就与时间间隔的大小相关。即使采样的间隔时间减小，根据分形理论和自相似理论，具有分形特性的随机过程在小的时间范围内仍存在突发(burst)现象，甚至当时间间隔减小趋于 0 时突发现象也无法消除。基于量测数据的均值、方差对网络性能进行刻画的方法是不准确的。

第二章已说明网络演算理论是描述服务系统性能的新理论，可对现有网络的服务性能进行较好的描述，因此本文采用网络演算方法对智能电网监控系统进行建模，先考虑计算传输的网络演算模型等效。

将智能电网监控系统经过的传输网络等效为一个传输服务节点，等效传输服务节点的处理和排队造成网络传输的延迟，同样将控制中心的计算处理也等效为一个计算服务节点。由于网络服务的等效传输模型已在网络演算理论中进行了详细分析，这里给出监控系统等效计算服务节点的模型。

数据的计算处理可以看成是数据流输入一个计算服务环节，输出的流量经过一个缩放函数；或者等效为数据先经过一个缩放函数，再经过一个计算服务环节，后一种情况和 2.2.1.3 节中描述的模型一致，因此对后一种情况进行分析。假设对一个单位的数据节点的处理时间为Δ，则对于 n 个单位的输入数据，若 F 表示计算节点处理程序的复杂度函数，则 n 个单位数据的处理时间应为$\mathrm{F(n)} \times \Delta$，则在给定的时间内计算节点可以处理的数据量为

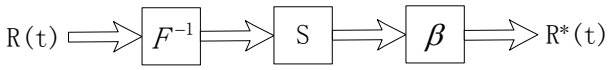
$$\mathrm{n} = \mathrm{F}^{-1}(\frac{\mathrm{t}}{\Delta})$$

定义

$$C(t) = \mathrm{F}^{-1}(\frac{\mathrm{t}}{\Delta})$$

而根据网络演算理论中严格服务曲线的定义，$C(t)$可以看作计算节点的严格计算服务曲线。

近一步，假若该计算处理节点的处理结果可以表示成输入数据量n的缩放函数S(n)，监控系统等效传输服务节点服务性能为β(t)，则监控系统可以看作如下服务模型的串联：



因此，监控系统的整体服务性能可以表示为

$$C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta)$$

如果存在相同输入数据流量对应多种处理结果的情况，则取相同输入流量下的最大处理结果来定义缩放函数S。这样的得到的等价服务曲线会比真实的服务曲线更小，经过这个服务曲线计算得到的系统性能边界可以保证包络真实的服务性能。

进一步，如果监控系统存在多次同步计算传输的情况，则可将其中的任意一段包含计算和传输的部分等效为一个计算服务节点加一个传输服务节点，多个上文描述的等效服务节点进行串联，类似根据 2.2.2 节的串联定理，可以得到端到端的等效服务模型，下面给出两次串联的结果：

$$C_1 \otimes \underline{{S_1}^{-1}} \left(\beta_1 \otimes C_2 \otimes \underline{{S_2}^{-1}}(\beta_2) \right)$$

假若不存在计算环节，则定义

$$S(n) = n$$

$$C(t) = \begin{cases} 0 & t = 0 \\ \infty & t > 0 \end{cases}$$

此时

$$C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta) = \beta$$

综上，得到监控系统计算传输的等效服务模型，在给定的计算服务模型顶一下，该综合等效模型可以转化为传统的传输服务模型。

近一步考虑不同通道数据需要同步的情况，得到如图 5.3 所示服务模型，为了简单起见，这里仅给出两路数据需要同步处理的情况，多路数据情况与之类似。

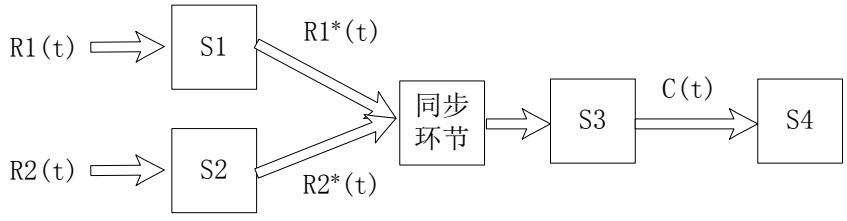


图 5.3 监控系统同步计算传输服务模型

1. $R_1(t)$和$R_2(t)$分别表示两路监测数据的输入，监测数据的到达曲线分别为α_1与α_2，这里的数据到达曲线即 2.1 节中网络演算理论中描述的到达曲线，是用于描述监测数据的特征曲线。
2. S_1与S_2表示这两路监测数据传输到控制中心的等效传输服务节点，其服务曲线为β_1与β_2
3. S_3表示控制中心进行计算的等效计算服务节点，缩放函数为S(n)，计算处理服务曲线为C
4. S_4表示后续的服务模型，服务曲线为β_4。
5. $R_1(t)$和$R_2(t)$在进入S_3之前经过一个同步环节，同步环节会造成等效传输服务曲线的变化，假设经过同步环节后的等效传输服务曲线为$\beta_1^{'}$与$\beta_2^{'}$，将$\beta_1^{'}$与$\beta_2^{'}$表示为β_1和β_2的函数，即：

$$\beta_1^{'} = F_1(\beta_1, \beta_2)$$
$$\beta_2^{'} = F_2(\beta_1, \beta_2)$$

6. 同步系统中的传感器数据必定存在时标，否则无法同步，例如 5.1.1 节中提到的广域监控量测设备 PMU 发出的数据都有基于 GPS 的时标。定义$G_1(t)$表示传感器 1 产生的时标为 t 的数据量大小，$G_2(t)$表示传感器 2 产生的时标为 t 的数据量大小，则可以得到：

$$R_1(t) = \int_0^t G_1(t)dt$$
$$R_2(t) = \int_0^t G_2(t)dt$$

7. 定义流量比例：若$G_2(t) \neq 0$（这里假设传感器具有同步时钟，且数据的时标均在相同的时刻进行标记，即若$G_2(t) \neq 0$，则$G_1(t) \neq 0$）

$$\rho_{max} = \max \frac{G_1(t)}{G_2(t)}$$
$$\rho_{min} = \min \frac{G_1(t)}{G_2(t)}$$

由于到达S_3的数据是同步的传感器数据，数据总共接受的计算服务曲线为C，因此对于R_1，其接受的最小计算服务曲线为

$$\frac{\rho_{min}}{1+\rho_{min}} C$$

同样对于R_2，其接受的最小计算服务曲线为

$$\frac{1}{1+\rho_{max}} C$$

根据以上假设及计算传输的统一服务模型，可以得到对于监测数据R_1的等效端到端服务模型如下：

$$\beta_1' \otimes \frac{\rho_{min}}{1+\rho_{min}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right] = F_1(\beta_1,\beta_2) \otimes \frac{\rho_{min}}{1+\rho_{min}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right] (5-1)$$

同理，监测数据R_2的等效端到端服务模型如下：

$$\beta_2' \otimes \frac{1}{1+\rho_{max}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right] = F_2(\beta_1,\beta_2) \otimes \frac{1}{1+\rho_{max}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right] (5-2)$$

在实际情况中，通常监测器的数据是一样的，因此$\rho_{max} = \rho_{min} = 1$。

综上本节得到智能电网监控系统的统一服务模型。但这里有两个问题，一是共享网络模式下β_1、β_2和β_4如何计算，二是同步服务转化函数F_1和F_2如何获取。本章先解决第一个问题。

5.2　共享网络下等效传输服务曲线

在共享网络模式下，电力系统数据需要先经过一段公网再经过专网传输，假设专网中实现了对于监控系统数据的 QoS 保证，因此分析的重点是经过公网传输路径的等效传输服务模型。

电力监测数据在公网中传输时可以等效为与其余应用数据进行竞争。根据 2.2.1.2 节剩余服务定理，如果一个服务系统同时对两个聚集流量R_1, R_2进行服务且服务系统总体服务曲线为$\beta(t)$，而R_1, R_2的到达曲线分别为α_1, α_2，则对于任意的时间 t，R_1的输出满足如下不等式：

$$R_1^*(t) \geq R_1 \otimes (\beta - \alpha_2)^+(t)$$

如果$(\beta - \alpha_2)^+$是广义递增函数，则$(\beta - \alpha_2)^+$是R_1的服务曲线。因此求取等效传输传输服务曲线的重点是得到公网其余数据的到达曲线。

5.2.1　基于增量过程相关函数推导流量到达曲线

根据 2.2.2.1 节对于分形、自相似及长相关过程的最新理论，描述过程分形特性的分形维以及描述长相关性的 Hurst 指数都是过程自相关函数在特定区间的性质。因此这里给出基于自相关函数推导过程的模型。先给出如下定理：

定理一：任意随机变量和的方差公式

$$\mathrm{var}\left(\sum_{i=1}^{n} X_i\right) = \sum_{i=1}^{n} \mathrm{var}(X_i) + 2 \times \sum_{i \neq j}^{i \leq n, j \leq n} \mathrm{cov}\left(X_i, X_j\right)$$

证明：

$$\mathrm{var}\left(\sum_{i=1}^{n} X_i\right) = E\left[\sum_{i=1}^{n} X_i - E\left(\sum_{i=1}^{n} X_i\right)\right]^2 = E\left[\sum_{i=1}^{n} (X_i - EX_i)\right]^2$$

$$= \sum_{i=1}^{n} E(X_i - EX_i)^2 + 2 \times \sum_{i \neq j}^{i \leq n, j \leq n} E\left[(X_i - EX_i)(X_j - EX_j)\right]$$

$$= \sum_{i=1}^{n} \mathrm{var}(X_i) + 2 \times \sum_{0<i<j}^{i \leq n, j \leq n} \mathrm{cov}\left(X_i, X_j\right)$$

在定理一的基础上，考虑一个任意的随机过程A(t)表示网络流量的到达，其具有有限的均值，假设其增量过程F(t)为平稳过程，且自相关函数为r(τ)。网络流量建模时通常假设流量具有增量平稳性 [77]，否则网络流的到达模型无法定义。则可给出以下定理二。

定理二：任意连续时间段 t 内到达的流量其方差满足如下关系

$$\mathrm{var}\big(\mathrm{A(t+s)} - \mathrm{A(s)}\big) = 2\sigma^2 \int_0^t (t-\tau) r(\tau) d\tau$$

证明：

参照 2.2.2.2 节分形高斯过程给出定义的增量过程

$$F(t) = \frac{A(t+\varepsilon) - A(t)}{\varepsilon}$$

由于增量过程是平稳过程，因此其均值为常数，假设

$$mean\big(F(t)\big) = c$$

近一步定义

$$G(t) = \mathrm{F(t)} - c$$

由于$mean\big(G(t)\big) = 0$，因此得到：

$$\mathrm{cov}(G(t), G(s)) = r(t-s)$$

设$\mathrm{t} = \mathrm{n}\varepsilon$，则

$$A(t+s) - A(t+s-\varepsilon) = \varepsilon \times G[(n-1)\varepsilon + s] + c\varepsilon$$
$$A(t-\varepsilon+s) - A(t-2\varepsilon+s) = \varepsilon \times G[(n-2)\varepsilon + s] + c\varepsilon$$
$$\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots$$
$$A(2\varepsilon+\delta+s) - A(\varepsilon+\delta+s) = \varepsilon \times G(\varepsilon+s) + c\varepsilon$$
$$A(\varepsilon+s) - A(s) = \varepsilon \times G(0+s) + c\varepsilon$$

对上面的 n 个等式求和得到

$$A(t+s) - A(s) = \sum_{i=0}^{n-1} \varepsilon \times G(i \times \varepsilon + s) + nc\varepsilon \qquad (5-1)$$

假设该增量过程G(t)的方差为σ^2，由于G(t)是平稳过程，故σ^2存在且为常数

$$\mathrm{var}\big(A(t+s)-A(s)\big)=\mathrm{var}\left(\sum_{i=0}^{n-1}\varepsilon\times G(i\times\varepsilon+s)+nc\varepsilon\right)$$

又因为对于任意的随机变量 X，假若 c 为常数，则

$$\mathrm{var}(\mathrm{X}+\mathrm{c})=\mathrm{var}(\mathrm{X})$$

因此得到：

$$\begin{aligned}\mathrm{var}\big(A(t+s)-A(s)\big)&=\varepsilon^2\mathrm{var}\left(\sum_{i=0}^{n-1}G(i\times\varepsilon+s)\right)\\&=\varepsilon^2\left[\sum_{i=0}^{n-1}var(G(i\times\varepsilon+s))+2\right.\\&\left.\times\sum_{0<i<j}^{i\le n,j\le n}\mathrm{cov}(G(i\times\varepsilon+s),G(j\times\varepsilon+s))\right]\\&=n\sigma^2\varepsilon^2+2\varepsilon^2\sigma^2\times\sum_{i=1}^{n-1}(n-i)r(\mathrm{i}\times\varepsilon,\varepsilon)\\&=\frac{t}{\varepsilon}\sigma^2\varepsilon^2+2\varepsilon^2\sigma^2\times\sum_{i=1}^{n-1}(n-i)r(\mathrm{i}\times\varepsilon,\varepsilon)\\&=t\sigma^2\varepsilon+2\varepsilon^2\sigma^2\times\sum_{i=1}^{n-1}(n-i)r(\mathrm{i}\times\varepsilon,\varepsilon)\end{aligned}$$

令$\varepsilon\to0$，设$\tau=i\varepsilon$，则

$$(n-i)\varepsilon=t-\tau$$

即

$$d\tau=\varepsilon$$

因此可以得到：

$$\begin{aligned}\mathrm{var}\big(\mathrm{A(t+s)-A(s)}\big)&=\lim_{\varepsilon\to0}\left[\mathrm{t}\sigma^2\varepsilon+2\varepsilon^2\sigma^2\times\sum_{\mathrm{i}=1}^{\mathrm{n}-1}(\mathrm{n}-\mathrm{i})\mathrm{r}(\mathrm{i}\times\varepsilon,\varepsilon)\right]\\&=\lim_{\varepsilon\to0}\left[2\varepsilon\sum_{\mathrm{i}=1}^{\mathrm{n}-1}(\mathrm{n}\varepsilon-\mathrm{i}\varepsilon)\mathrm{r}(\mathrm{i}\varepsilon,\varepsilon)\right]=2\sigma^2\int_0^{\mathrm{t}}(\mathrm{t}-\tau)\mathrm{r}(\tau)\mathrm{d}\tau\end{aligned}$$

证明完毕。

一般情况下定义 0 时刻输入网络系统的流量为 0，因此可以根据定理二计算任

意时刻段内到达流量的方差。如果增量过程$G(t)$满足高斯性，则可以得到定理三。

定理三：如果网络流量A(t)的增量过程G(t)为高斯平稳过程，且G(t)的自相关函数为r(τ)，均值为c，方差为σ^2，则A(t)可用如下到达曲线进行表示：

$$\widehat{\mathrm{A}}(\mathrm{t}) = \mathrm{ct} + \mathrm{k}\sigma\sqrt{2\int_0^{\mathrm{t}}(\mathrm{t}-\tau)\mathrm{r}(\tau)\mathrm{d}\tau}$$

其中满足$\Pr\left[\mathrm{A}(\mathrm{t}+\mathrm{s}) - \mathrm{A}(\mathrm{s}) > \widehat{\mathrm{A}}(\mathrm{t})\right] = \delta$，$\mathrm{k} = \sqrt{-2ln\delta}$

证明：根据$(5-1)$式

$$A(t+s) - A(s) = \sum_{i=0}^{n-1}\varepsilon \times G(i\times\varepsilon + s) + nc\varepsilon$$

令

$$\mathrm{Z}(\mathrm{t}) = \sum_{i=0}^{n-1}\varepsilon \times G(i\times\varepsilon + s)$$

则可以得到：

$$\mathrm{mean}[\mathrm{Z}(\mathrm{t})] = 0$$

$$\mathrm{var}[\mathrm{Z}(\mathrm{t})] = 2\sigma^2\int_0^{\mathrm{t}}(\mathrm{t}-\tau)\mathrm{r}(\tau)\mathrm{d}\tau \quad (5-2)$$

而$nc\varepsilon = \mathrm{ct}$，因此可以得到

$$A(t+s) - A(s) = \mathrm{Z}(\mathrm{t}) + \mathrm{ct}$$

而由于G(t)为高斯平稳过程，而平稳高斯过程的线性组合仍为平稳高斯过程，因此Z(t)为均值为 0，方差满足$(5-2)$式的高斯过程，因此

$$\Pr\left\{\frac{\mathrm{Z}(\mathrm{t})}{\sqrt{var[Z(t)]}} > k\right\} = \int_k^{\infty}\frac{1}{\sqrt{2\pi}}e^{-\frac{s^2}{2}}ds$$

当满足k很大时

$$\int_k^{\infty}\frac{1}{\sqrt{2\pi}}e^{-\frac{s^2}{2}}ds \approx e^{-\frac{k^2}{2}}$$

因此得到：

$$\Pr\left\{\frac{\mathrm{Z}(\mathrm{t})}{\sqrt{var[Z(t)]}} > k\right\} = e^{-\frac{k^2}{2}}$$

假设

$$e^{-\frac{k^2}{2}} = \delta$$

则$k = \sqrt{-2ln\delta}$，此时

$$\Pr\left\{\mathrm{Z(t)} > k\sqrt{var[Z(t)]}\right\} = \Pr\left\{\frac{\mathrm{Z(t)}}{\sqrt{var[Z(t)]}} > k\right\} = \delta$$

因此得到：

$$\Pr\left\{A(t+s) - A(s) > k\sqrt{var[Z(t)]} + ct\right\}$$
$$= \Pr\left\{\mathrm{Z(t)} + ct > k\sqrt{var[Z(t)]} + ct\right\} = \Pr\left\{\mathrm{Z(t)} > k\sqrt{var[Z(t)]}\right\} = \delta$$

令

$$\widehat{\mathrm{A}}(\mathrm{t}) = \mathrm{ct} + \mathrm{k}\sigma\sqrt{2\int_0^{\mathrm{t}}(\mathrm{t}-\tau)\mathrm{r}(\tau)\mathrm{d}\tau}$$

则可以得到：$\Pr\left[\mathrm{A(t+s)} - \mathrm{A(s)} > \widehat{\mathrm{A}}(\mathrm{t})\right] = \delta$

证明完毕。

推论一：离散时间情况下的总体方差表示为如下关系

$$\mathrm{var}\left(\mathrm{A(n+s)} - \mathrm{A(s)}\right) = n\sigma^2 + 2\sigma^2 \times \sum_{i=1}^{n-1}(n-i)r(\mathrm{i})$$

上式的证明很简单，取$\varepsilon = 1$，则是离散情况下的增量过程定义

$$G(n) = A(n+1) - A(n)$$

故结论可以通过上面的证明过程中取$\varepsilon = 1$得到。

5.2.2　增量过程为分形高斯的流量到达曲线

增量过程为分形分形高斯过程是目前常用的描述公网流量的随机过程模型，2.2.2.2 节中描述了 N. L. S. da Fonseca 等人假设网络流量是分形布朗过程[98]得出的流量到达曲线模型如下：

$$\Pr\{\mathrm{R(t)} - \mathrm{R(s)} > \rho(\mathrm{t}-\mathrm{s}) + \mathrm{k}\sigma(\mathrm{t}-\mathrm{s})^H\} \le \mathrm{e}^{-\frac{k^2}{2}}$$

但在文献中[98]并未给出这个结论的证明过程，事实上 N. L. S. da Fonseca 等人是通过与普通布朗过程类比得到该结果的，而根据 5.2.1 节得到的定理三，本文给出这一结论的证明，由于离散时间分形高斯过程自相关函数较为简单，这里给出离散时间情况的证明。离散情况下分形高斯的自相关函数如下[83]：

$$r(\mathrm{k}) = \frac{1}{2}\left[(k+1)^{2H} + |k-1|^{2H} - 2(k)^{2H}\right]$$

首先给出两个引理。

引理 1：

$$\sum_{i=1}^{m}[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]=(m+1)^{2H}-(m)^{2H}-1$$

证明：当 m=1 时，$(2)^{2H}+0-2=(2)^{2H}-1-1$
假设当 m=r 时，

$$\sum_{i=1}^{r}[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]=(r+1)^{2H}-(r)^{2H}-1$$

则当 m=r+1 时，

$$\sum_{i=1}^{r+1}[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]$$

$$=\sum_{i=1}^{r}[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]+(r+2)^{2H}+(r)^{2H}$$
$$-2(r+1)^{2H}$$
$$=(r+1)^{2H}-(r)^{2H}-1+(r+2)^{2H}+(r)^{2H}-2(r+1)^{2H}$$
$$=(r+2)^{2H}-(r+1)^{2H}-1$$

故

$$\sum_{i=1}^{m}[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]=(m+1)^{2H}-(m)^{2H}-1$$

证明完毕。

引理 2：

$$\sum_{i=1}^{k}(k+1-i)[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]=(k+1)^{2H}-(k+1)$$

证明：k=1 时，显然成立

假设 k=m 时成立

$$\sum_{i=1}^{m}(m+1-i)[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]=(m+1)^{2H}-(m+1)$$

当 k=m+1 时

$$\sum_{i=1}^{m+1}(m+2-i)[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]$$

$$=\sum_{i=1}^{m}(m+1-i)[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]$$

$$+\sum_{i=1}^{m}[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]+(m+2)^{2H}+(m)^{2H}$$

$$-2(m+1)^{2H}=(m+2)^{2H}+(m)^{2H}-(m+1)^{2H}-(m+1)$$

$$+\sum_{i=1}^{m}[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]$$

$$=(m+2)^{2H}+(m)^{2H}-(m+1)^{2H}-(m+1)+(m+1)^{2H}-(m)^{2H}$$

$$-1=(m+2)^{2H}-(m+2)$$

证明完毕。

故根据上述引理一、二，假设$t=n$，即单位时间的n倍

$$\mathrm{var}\big(B_H(t+s)-B_H(s)\big)=n\sigma^2+2\sigma^2\times\sum_{i=1}^{n-1}(n-i)r(\mathrm{i})$$

$$=n\sigma^2+\sigma^2\times\sum_{i=1}^{n-1}(n-i)[(i+1)^{2H}+(i-1)^{2H}-2(i)^{2H}]$$

$$=n\sigma^2+\sigma^2\times[(n)^{2H}-n]=\sigma^2(n)^{2H}$$

根据 5.2.1 节定理三：

$$\Pr\{\mathrm{R(t+s)-R(s)}>\rho t+k\sigma \mathrm{t}^H\}=\mathrm{e}^{-\frac{k^2}{2}}$$

证明完毕。

5.2.3　增量过程为广义柯西假设的流量到达曲线

5.2.1 节给出了增量过程为分形高斯假设的网络流量到达曲线，但分形高斯的分形维和 Hurst 指数存在线性关系 [87][91~93]，即：

$$\mathrm{D+H}=2$$

即分形高斯过程对于局部特性（分数维）的刻画与对全局特性（长相关性）具有关联性，而直观上想这种关联性会造成缺陷。文献[88][89]的相关实验表明广义柯西过程的相关函数更接近于真实网络流量增量过程的相关函数，广义柯西过程的定义如下。

如果一个随机过程是平稳高斯过程，且其自相关函数满足如下方程：

$$\mathrm{r}(\tau) = E\big(X(t+\tau)X(t)\big) = (1+|\tau|^{\alpha})^{-\frac{\beta}{\alpha}}$$

其中$0 < \alpha \le 2$，$\beta > 0$

这类平稳高斯过程被称为广义柯西过程

可以证明，

$$\mathrm{r}(\tau) = 1 - \frac{\beta}{\alpha}|\tau|^{\alpha}|\tau| \to 0$$

即

$$\mathrm{r}(0) - \mathrm{r}(\tau) \sim \frac{\beta}{\alpha}|\tau|^{\alpha}|\tau| \to 0$$

同时

$$\mathrm{r}(\tau) = |\tau|^{-\beta}|\tau| \to \infty$$

因此

$$\mathrm{D} = 2 - \frac{\alpha}{2}$$

$$\mathrm{H} = 1 - \frac{\beta}{2}$$

故对于广义柯西过程，D 和 H 不在相关，可以任意组合。但仅有自相关函数是不足以描述网络流量的。事实上，分形维是局部自相似性的衡量指标 [115][116]，在文献[117][118]中，李明等人基于局部自相似性，给出了直接基于分形维和长相关系数的网络流量到达模型，但在他们的模型中引入了两个参数 r 和 a，而这两个参数目前是无法量测的，因此实际应用中仍无法使用该模型。而根据 5.2.1 节的定理三，本文可以直接给出增量过程为广义柯西假设下的网络流量到达模型如下：

$$\widehat{\mathrm{A}}(\mathrm{t}) = \mathrm{ct} + \mathrm{k}\sigma\sqrt{2\int_0^{\mathrm{t}}(\mathrm{t}-\tau)(1+|\tau|^{\alpha})^{-\frac{\beta}{\alpha}}\mathrm{d}\tau}$$

并满足$\Pr\left[\mathrm{A}(\mathrm{t}+\mathrm{s}) - \mathrm{A}(\mathrm{s}) > \widehat{\mathrm{A}}(\mathrm{t})\right] = \delta$，$\mathrm{k} = \sqrt{-2ln\delta}$

$\sqrt{2\int_0^{\mathrm{t}}(\mathrm{t}-\tau)(1+|\tau|^{\alpha})^{-\frac{\beta}{\alpha}}\mathrm{d}\tau}$无法得到解析结果，可以通过数值运算的方式得到近似值。实际对网络流量进行建模时，由于流量到达是定义在最小时间尺度上的离散过程，只需按照 5.2.1 节定理三的推论计算流量到达曲线即可。

5.3　实际网络流的拟合验证及对比

5.3.1　实验设计

本节将根据实际的网络流数据集对 5.2.3 节得到的流量到达曲线进行验证，并将实验结果与 5.2.2 节得到的流量到达曲线进行对比。为了能使本实验可重现，本文采用网络研究领域广泛使用的贝尔实验室流量数据集 BC-pAug89 进行测试。

实验的步骤如下：

1. 给定时间尺度（毫米、秒等），统计当前时间尺度下每单位时间 s 内网络数据的大小，单位时间内的数据可以看作流量过程在当前尺度下的增量过程。
2. 对第一步得到的增量过程分别求其分形维 D、Hurst 指数 H、均值ρ及标准差σ，求取分形维和 Hurst 指数的方法有很多，本文采用文献[88]的变量图法计算分形维，采用文献[119]的 DFA 方法计算 Hurst 指数。实验中本文也采用了 R 语言的 RandomFields 软件包 [120]，该软件包也可以计算分形维和 Hurst 指数。根据得到的分形维、Hurst 指数分别求取分形高斯过程（fgn）和广义柯西过程（GC）的自相关函数如下：

$$r_{fgn}(\mathrm{k}) = \frac{1}{2}[(k+1)^{2H} + |k-1|^{2H} - 2(k)^{2H}]$$

$$\mathrm{r}_{GC}(\tau) = E\big(X(t+\tau)X(t)\big) = (1+|\tau|^{\alpha})^{-\frac{\beta}{\alpha}}$$

3. 分别根据分形高斯过程及广义柯西过程的自相关函数计算网络流量在给定时间段 t（假设 t 为 n 倍的单位时间）内的方差如下：

$$\mathrm{var}_{fgn}\big(A(t)\big) = \sigma^2(n)^{2H}$$

$$\mathrm{var}_{GC}\big(\mathrm{A(t)}\big) = n\sigma^2 + 2\sigma^2 \times \sum_{i=1}^{n-1}(n-i)(1+\mathrm{n}^{\alpha})^{-\frac{\beta}{\alpha}}$$

4. 将给定的时间段 t 作为单位时间，统计 t 内的网络数据大小，并统计其方差，与第 3 步中计算得到的方差进行对比
5. 给定误差δ，分别计算增量过程为分形高斯过程及广义柯西过程假设下，在给定时间段 t 的流量达到曲线如下：

$$\mathrm{A}_{fgn}(\mathrm{t}) = \rho n + k\sigma n^{H}$$

$$\mathrm{A}_{GC}(\mathrm{t}) = \rho n + k\sqrt{n\sigma^2 + 2\sigma^2 \times \sum_{i=1}^{n-1}(n-i)(1+\mathrm{n}^{\alpha})^{-\frac{\beta}{\alpha}}}$$

6. 分别统计实际数据中 t 时间段内最大的网络数据大小，给定误差下最大数据包大小。给定误差下最大数据包大小指丢弃θ个数后取最大值，其中θ满足：

$$\theta = \delta \times \text{数据样本总数}$$

将计算结果与第 5 步中得到的结果对比

7. 令 t 按照 s 的倍数增加，重复第 3、4、5、6 步，绘制实际数据曲线和理论曲线

5.3.2　实验结果

1. 取时间单位为 0.001 秒，对 BC-pAug89 统计其分形维 D、Hurst 指数 H，均值ρ和标准差σ，得到如下结果：

$$\rho = 138.1854$$
$$\sigma = 1.1575 \times 10^5$$
$$H = 0.8573$$
$$D = 1.9205$$

根据 5.3.1 节实验步骤分别绘制基于增量过程为广义柯西过程、分形高斯过程以实际数据的对比曲线。图 5.4 给出时间为 0.001 秒倍数的计算方差和实际数据方差的对比结果，图 5.5 给出时间为 0.001 秒倍数，取δ为 0.0001 时，计算得到的流量曲线对实际数据最大值的包络情况。图 5.6 给出计算得到的流量曲线对实际数据在δ误差下最大值的包络情况。

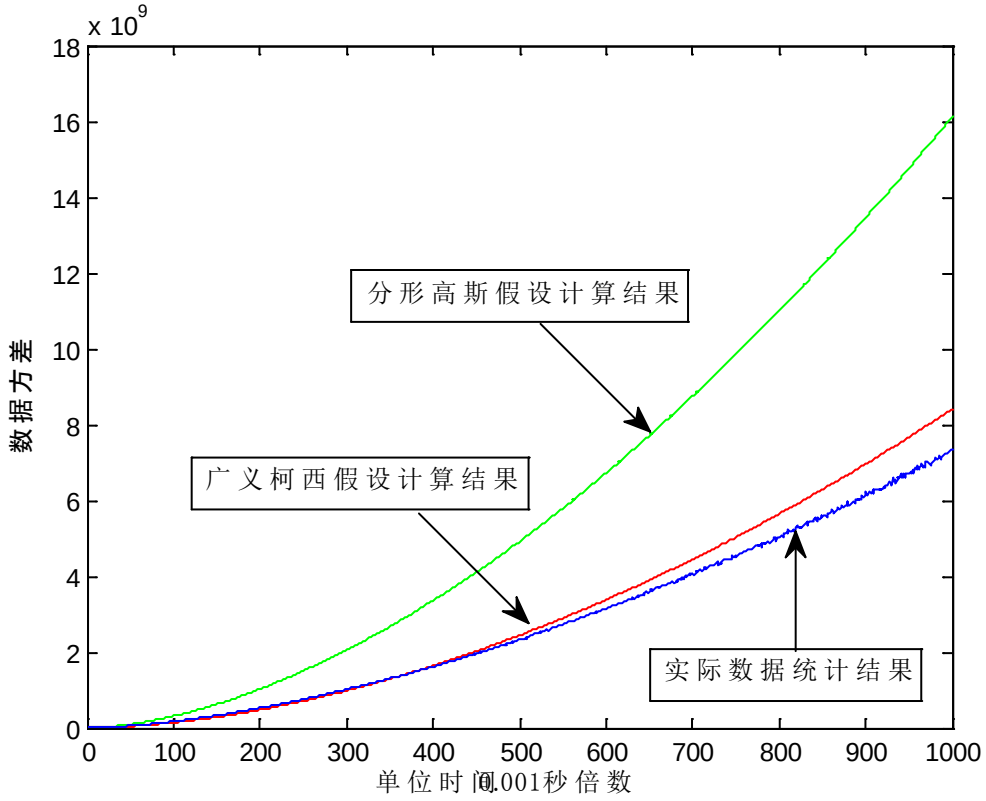


图 5.4　不同模型下方差计算结果与实际值对比

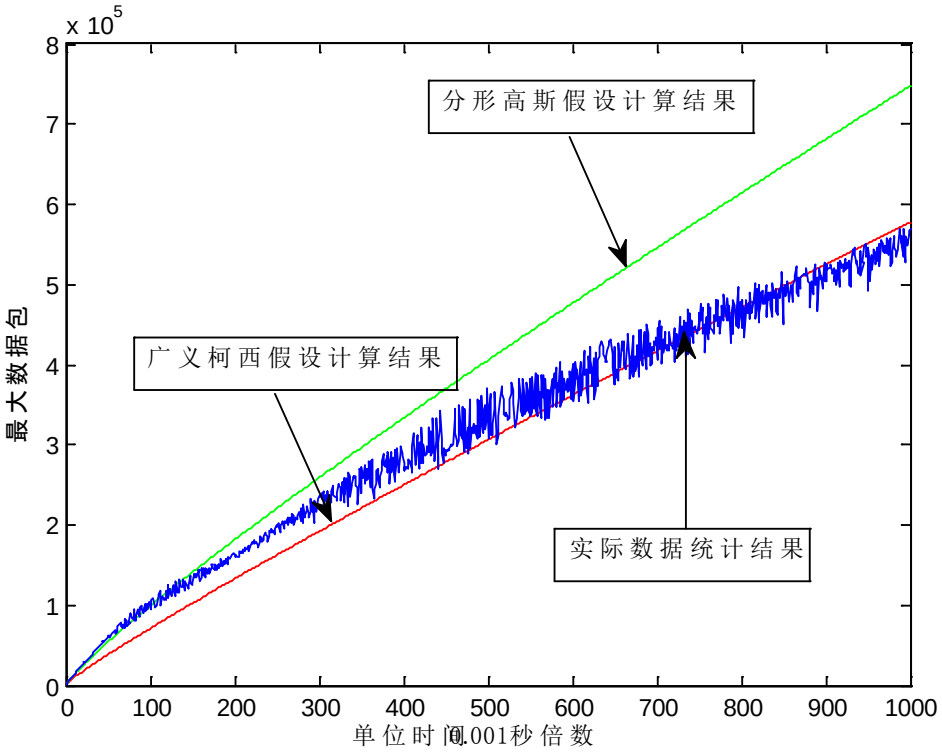


图 5.5　不同模型下最大计算结果与实际值对比

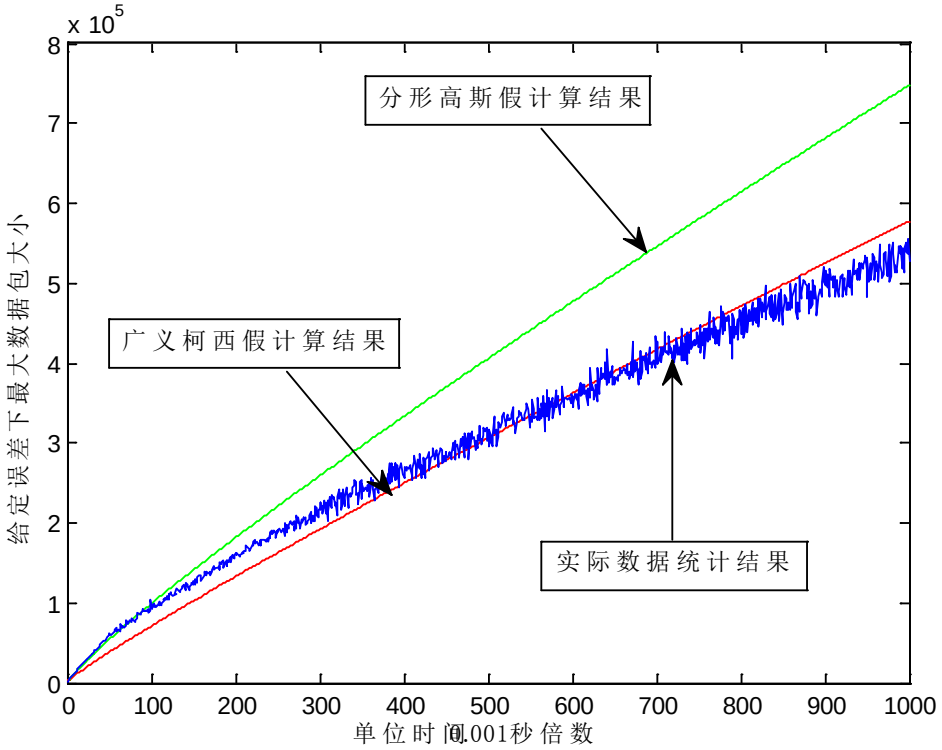


图 5.6 不同模型下计算结果与实际值相应误差下结果对比

从图 5.4、图 5.5、图 5.6 可以看出本文方法得到的流量到达曲线较已有模型好。

2. 取时间单位为 0.01 秒，对 BC-pAug89 进行测试得到图 5.7、图 5.8、图 5.9。

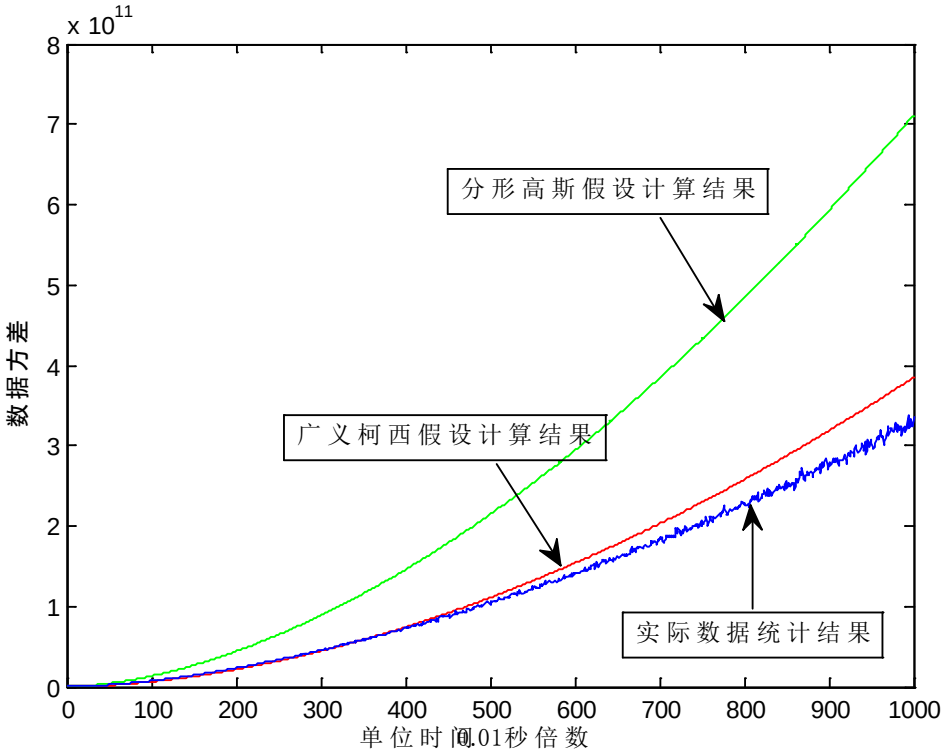


图 5.7 不同模型下方差计算结果与实际值对比

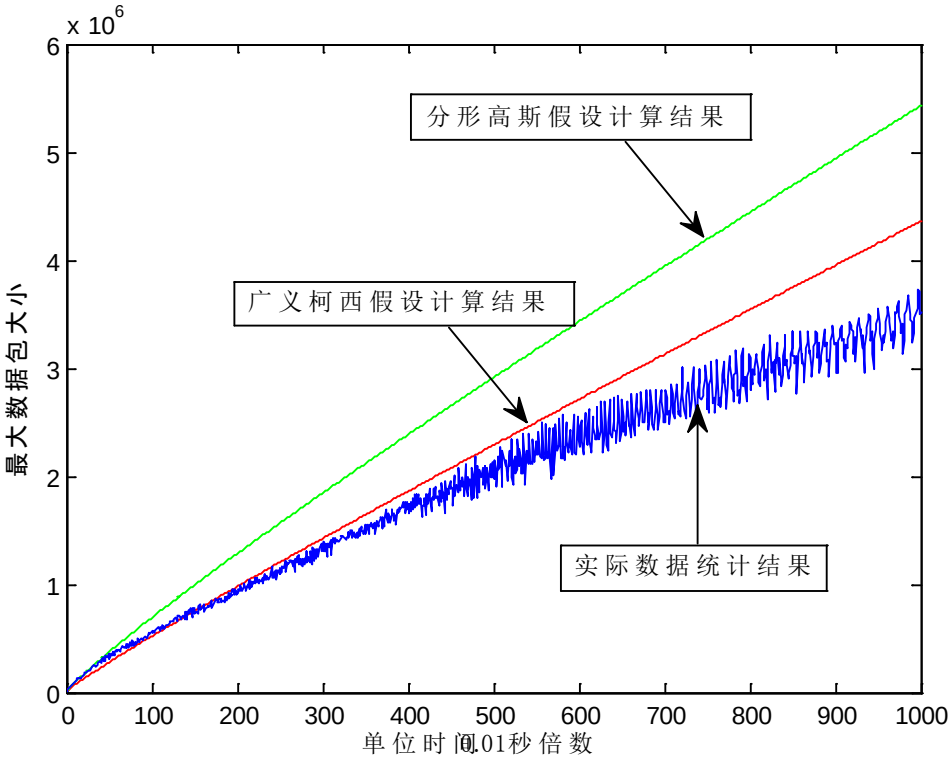


图 5.8 不同模型下最大计算结果与实际值对比

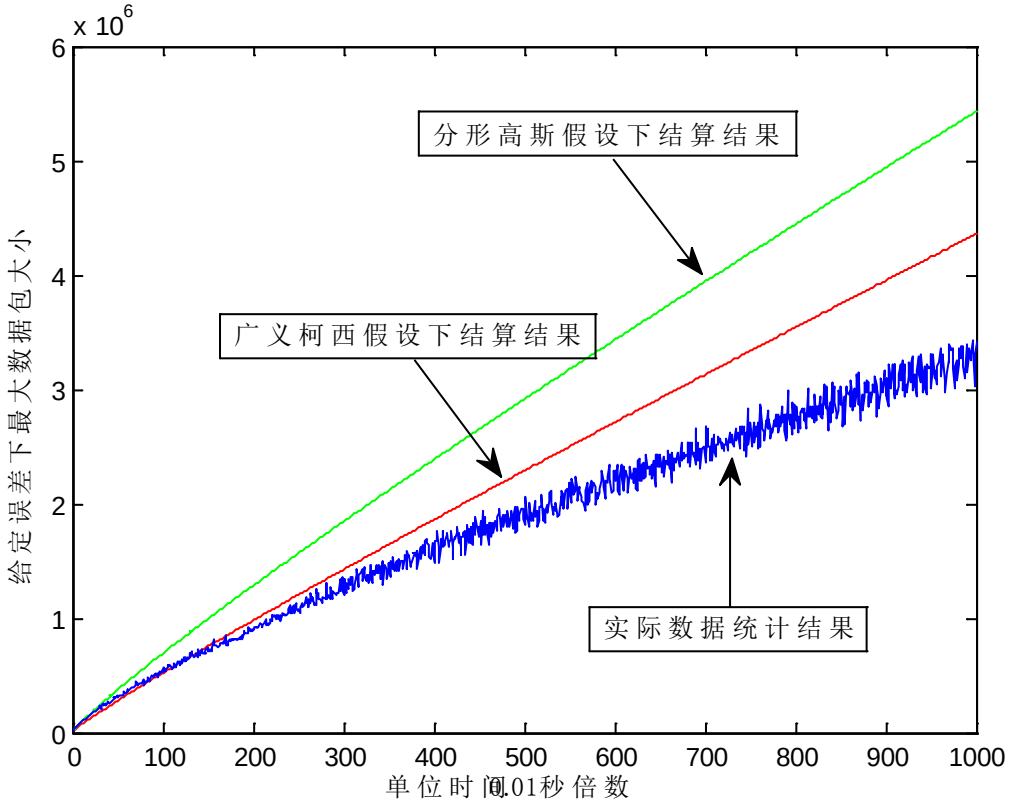


图 5.9 不同模型下计算结果与实际值相应误差下结果对比

5.4　本章小结

本章研究监控系统服务性能的等效模型问题，并指出了等效模型计算中的两个难点，重点研究了共享网络模式下等效传输服务曲线的计算问题，给出了基于自相关函数求取节点流量到达曲线的方法，基于实际数据的量测结果对不同模型进行了验证，实验表明本文方法计算得到的流量描述比现有模型要好。

第6章　监控系统端到端延迟上界计算方法

第五章 5.2.3 节给出了监控系统的统一网络演算模型并指出了该模型中需要解决的两个问题，一是共享网络下等效传输服务模型如何计算，二是同步服务转化函数如何求取。第五章对共享网络下等效传输服务模型的求取进行了分析，本章解决同步服务转化函数的求取问题，本章基于网络演算理论推导了暂停服务系统的延迟上界，然后基于此将同步系统等效为多次暂停服务的组合，由此将同步系统延迟上届的求取问题转化为图求取最大路径的问题。最后给出在网络仿真软件 Estinet 上的实验结果与理论结果的对比。

6.1　同步传输服务系统的等效分析方法

6.1.1　同步传输服务的近一步分析

再次给出 5.1.2 节的监控系统同步计算传输模型如图 6.1。

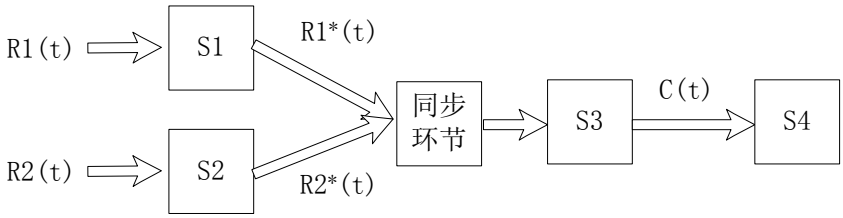


图6.1 监控系统同步计算传输服务模型

在上述模型中，同步环节使得传感器R_1和R_2到达服务节点S_3的时间是相同的，因此其处理完成时间也是相同的，计算处理后的传感器R_1和R_2的数据又经过相同的服务节点S_4，因此其最后的延迟也是相同的，这样可以得到同步性质。

同步性质：数据传输路径中如果存在同步环节，则多路传感器的端到端延迟相同。

基于同步性质，可以近一步对同步系统的端到端延迟进行分析。

假设在给定的时间$[0,t^*]$内，相同时标的R_1传感器数据总是比R_2数据先到达，则说明在同步环节总是R_1数据等待R_2数据，而R_2数据一到达就可以输入服务节点S_3。因此对于R_2而言，经过同步环节对传输的等效服务曲线没有改变，可以得到：

$$\beta_2' = F_2(\beta_1,\beta_2) = \beta_2$$

根据 5.1.2 节的公式$(5-2)$，R_2的端到端服务曲线可以表示为

$$\beta_2 \otimes \frac{1}{1+\rho_{max}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right] \qquad (6-1)$$

根据 2.2.1.2 节的剩余服务定理以及 5.2.2 节求得的公网流量模型，可以较容易的求得β_2、β_4，则可以根据延迟定理得到R_2的端到端延迟上界为：（根据 5.1.2 节假设，α_2为R_2的流量到达曲线）

$$h\left(\alpha_2, \beta_2 \otimes \frac{1}{1+\rho_{max}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right]\right) \qquad (6-2)$$

但对于R_1而言，由于R_1数据在同步环节等待R_2到达后才能进入服务节点S_3，R_1的等效传输服务曲线发生了变化，即：

$$\beta_1' = F_1(\beta_1, \beta_2) \neq \beta_1$$

事实上，由于R_1的数据出现了等待，因此延迟可能增加，所以

$$\beta_1' \leq \beta_1$$

根据同步性质，R_1和R_2的端到端延迟相同，即使无法求取β_1'，R_1的端到端延迟上界人系统延迟上界仍然可以用$(6-2)$式表示。

但问题是$(6-2)$式的结论只在假设条件满足的情况下才成立，即R_1传感器数据总是比R_2数据先到达。如果t^*时刻后，相同时标的R_1传感器数据比R_2数据后到达，此时R_1的端到端服务曲线是否可以表示为$(6-3)$呢？

$$\beta_1 \otimes \frac{\rho_{min}}{1+\rho_{min}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right] \qquad (6-3)$$

虽然此时R_1数据后到达，由于在t^*之前，R_1的等效传输曲线已近发生了变化，所以不能得到R_1的服务曲线为β_1，即$(6-3)$不是R_1等效的传输服务曲线。为了计算这种情况下的端到端延迟，本文给出暂停服务系统的延迟定理。

6.1.2　暂停服务系统的延迟定理

定理 6.1：考虑一个输入 R(t)经过严格服务曲线为$\beta(t)$的服务节点，任意给定t_1、t_2，在$t_1 < t < t_2$间系统不提供服务，假定$R^*(t_1)$已知，原系统时延为$d(t)$，$\forall t > t_1$的时延为$d'(t)$（‘∨’指取极大值），则$d'(t)$满足方程

$$d'(t) \leq d(t) \vee \left[\inf\{\tau \geq 0，R(t) - R^*(t_1) \leq \beta(\tau)\} + t_2 - t\right] \qquad (6-4)$$

证明：分情况讨论

1. 首先看$t > t_2$的情况，假设新系统在 t 时刻的积压为$B'(t)$，显然$B'(t) \geq B(t)$
   a) 考虑$B'(t) > B(t)$的情况

      对于暂停服务系统，t_2时刻系统积压为$R(t_2) - R^*(t_1)$。对于未暂停服务系统，t_2时刻系统积压为$R(t_2) - R^*(t_2)$，则系统在t_2时刻增加的系统积压为$R^*(t_2) - R^*(t_1)$，将这部分由于暂停造成的积压定义为暂停积压。

      假设在同样的情况下暂停积压后处理，所以服务器只有在空闲时刻才会处理暂停积压（实际应该是先处理，但可以用等量的流量进行替换表示

其后处理）。如果 t 时刻系统积压有增加，则表示暂停积压仍未处理完，也就意味着系统在t_2时刻至 t 时刻始终无空闲。此后由于$B'(t) > \mathrm{B(t)} \geq 0$，因此系统仍将繁忙，直至$B'(t)$处理完，之后系统是否繁忙不考虑。$B'(t)$处理完，假设处理完的时间为$t+\tau$，则$\mathrm{d}'(\mathrm{t}) = \tau$。

由于t_2开始至$t+\tau$系统一直繁忙且是严格服务曲线，故可以处理的数据量至少为$\beta(t+\tau-t_2)$，而实际t_2开始至$t+\tau$系统处理的数据量应该为$\mathrm{R(t)} - R^*(t_1)$，故可以得到：

$$\beta(t+\tau-t_2) \leq \mathrm{R(t)} - R^*(t_1)$$

又由于β为广义递增函数，因此

$$\tau \leq \left[\inf\{\tau \geq 0，\ \mathrm{R(t)} - R^*(t_1) \leq \beta(\tau)\} + t_2 - t\right]$$

b) 考虑$B'(t) = \mathrm{B(t)}$的情况

系统在 t 时刻积压不变，则显然系统在 t 时刻的延迟也不会改变，即

$$\mathrm{d}'(t) = \mathrm{d(t)}$$

综合两种情况，可以得到，$\forall \mathrm{t} > t_2$：

$$\mathrm{d}'(t) = \mathrm{d(t)} \vee \tau \leq \mathrm{d(t)} \vee \left[\inf\{\tau \geq 0，\ \mathrm{R(t)} - R^*(t_1) \leq \beta(\tau)\} + t_2 - t\right]$$

2. 再看$t_1 < t < t_2$的情况

由于系统在t_1至t_2时刻暂停，故在t_1至t_2时刻内的流量会在t_2时刻开始后才进行处理，因此，其处理完成的时间

$$\mathrm{t}_{fin} \leq \inf\{\tau \geq 0，\ \mathrm{R(t)} - R^*(t_1) \leq \beta(\tau)\} + t_2$$

从而，延迟

$$\mathrm{d}'(t) = \mathrm{t}_{fin} - t = \left[\inf\{\tau \geq 0，\ \mathrm{R(t)} - R^*(t_1) \leq \beta(\tau)\} + t_2 - t\right]$$

定理得证。

根据 6.1.1 中的假设，在t^*之前，R_1数据较R_2数据先到达，而t^*之后，R_1数据较R_2数据后到达。可以将R_1接收到的服务等效为一个暂停服务系统，其中暂停的时间段为$d_1(t^*) < \mathrm{t} < d_2(t^*)$，其中$d_1(t^*)$和$d_2(t^*)$分别$R_1$用$(6-3)$和$R_2$用$(6-1)$得到的系统延迟。因为由于同步环节的存在，造成$R_1$本来应该在$d_1(t^*)$就处理完成的数据直到$d_2(t^*)$才处理完成，等效为在这时间段内对$R_1$服务的系统暂停服务。6.2 节沿着这一方法分析任意情况下系统的端到端延迟。

6.2　监控系统的等效延迟计算

6.2.1　同步系统延迟分析

实际传感器发送数据是按照固定的采样时间间隔进行发送数据，因此设传感器

发出数据的时标分别为$T_1 < T_2 < T_3 < \cdots < T_n$，则

$$R_1(t) = \sum_{k=1}^{m(T_m \le t < T_{m+1})} G_1(T_k)$$

$$R_2(t) = \sum_{k=1}^{m(T_m \le t < T_{m+1})} G_2(T_k)$$

定义：β_{R1}^1、β_{R1}^2、β_{R2}^1、β_{R2}^2分别表示流量R_1与流量R_2在同步环节之前的服务曲线和之后的服务曲线，即

$$\beta_{R1}^1 = \beta_1$$

$$\beta_{R2}^1 = \beta_2$$

$$\beta_{R1}^2 = \frac{\rho_{min}}{1+\rho_{min}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right]$$

$$\beta_{R2}^2 = \frac{1}{1+\rho_{max}}\left[C \otimes \underline{S^{-1}}(\beta_4)\right]$$

定义：$d_i^x(t)$表示第 x 次数据到达顺序发生改变后采用流量 i 的等效服务模型计算得到的时延上界，$D_i(t)$表示 t 时刻前数据到达顺序发生 i 次改变的系统时延上界。则可以得到：

$$D_0(t) = d_1^0(t) \vee d_2^0(t)$$

$$D_1(t) = d_1^1(t) \vee d_2^1(t)$$

$$\cdots$$

$$D_n(t) = d_1^n(t) \vee d_2^n(t)$$

假设流量R_1与流量R_2的到达曲线分别为α_1与流量α_2

1. T_{x_1}及之前，假设在同步服务节点处R_1数据总是比R_2数据先到达

   R_2流量时间延迟为$d_2^0(t)$，如不存在同步机制，R_1流量系统延迟为$d_1^0(t)$。由于R_1数据总是比R_2数据先到达，系统延迟应为 R_2的延迟$d_2^0(t)$，根据网络演算理论

   $$d_2^0(t) = h(\alpha_2, \beta_{R2})$$

2. T_{x_1}后，同步服务节点处R_2数据比R_1数据先到达

   此后系统延迟应取R_1流量的延迟，但由于之前R_1流量经过等待，故不能直接按照原始的β_{R1}计算系统延迟。根据 6.1.2 节的分析，R_1流量等待的等效时间段如下：

   $$T_{x_1} + d_1^0(T_{x_1}) < t < T_{x_1} + d_2^0(T_{x_1})$$

   则R_1流量可以看成经过β_{R1}^1服务的输出经过暂停的β_{R1}^2服务，暂停的时间段为上

述时间段。假设R_1流量发出的数据经过β_{R1}^1服务在 t 时刻的输出为$R_1^1(t)$，R_1流量 t 时刻发出的数据在t'时刻到达同步环节，则显然

$$R_1^1(t') = R_1(t)$$

由于考虑的是周期性采样的监控系统，故只有在固定周期时监控系统才会发送数据，而只有发送数据时才需要考虑数据的延迟，因此定义：

$$t = T_m$$

即t'表示T_m时标的数据到达同步环节的时刻。

假设R_1流量在T_m时刻经过β_{R1}^1服务、同步环节和β_{R1}^2服务的总输出为$R_1^*(t)$，则对于暂停的起始时间点$T_{x_1} + d_1^0(T_{x_1})$有如下方程：

$$R_1^*\left(T_{x_1} + d_1^0(T_{x_1})\right) = \sum_{k=1}^{x_1} G_1(T_k)$$

分别对m的取值分情况分析：

a) $m = x_1 + 1$

i. 如果$t' > T_{x_1} + d_2^0(T_{x_1})$，表示$R_1$流量$T_m$时标的数据到达同步环节的时间晚于上一时标数据的处理完成时间，则意味着t'时刻β_{R1}^2服务系统的积压无增加，根据 6.1：

$$d_1^1(T_m) = d_1^0(T_m)$$

ii. 如果$t' < T_{x_1} + d_2^0(T_{x_1})$，则根据先到先服务的规则，对于$\beta_{R1}^2$系统而言，该数据必须等到$T_{x_1} + d_2^0(T_{x_1})$时间后再进行处理。由于此时$R_2$先到，故$R_2$的$T_m$时标数据$t'$时刻已经到达，对于$\beta_{R2}^2$系统而言，该数据本来就需等到$T_{x_1} + d_2^0(T_{x_1})$后处理。由于同步系统完成时间一致，系统延迟仍可用$R_2$的等效延迟表示，即：

$$d_1^1(T_m) = d_2^0(T_m)$$

综合情况 i 以及 ii，如果$m = x_1 + 1$，系统延迟上界可以表示为

$$d_1^1(T_m) = d_1^0(T_m) \vee d_2^0(T_m)$$

b) $m \geq x_1 + 2$

iii. $t' > T_{x_1} + d_2^0(T_{x_1})$

则t'时刻β_{R1}^2服务系统的积压可能有增加，如有增加，根据定理 6.1，其延迟Δ上界可用如下式子表示：

$$\Delta = \inf\left\{\tau \geq 0,\ R_1^1(t') - R_1^*\left(T_{x_1} + d_1^0(T_{x_1})\right) \leq \beta_{R1}^2(\tau)\right\} + T_{x_1} + d_2^0(T_{x_1}) - t'$$

由于$R_1^1(t') = R_1(T_m)$表示的是T_m时刻发出的数据，又由于经过β_{R1}^2服务

系统的延迟即系统的总延迟，故可以得到T_m时刻数据的延迟为：

$$d_1^1(T_m) = \Delta + t' - T_m$$

故如果t'时刻时β_{R1}^2服务系统的积压有增加，则

$$d_1^1(T_m) = \left[\inf\left\{\tau \geq 0，R_1(T_m) - R_1^*\left(T_{x_1} + \mathrm{d}_1^0(T_{x_1})\right) \leq \beta_{R1}^2(\tau)\right\} + T_{x_1} + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) - T_m \right]$$

反之，如果t'时刻时β_{R1}^2服务系统的积压无增加，则

$$d_1^1(T_m) = \mathrm{d}_1^0(T_m)$$

又因为

$$R(T_m) - R_1^*\left(T_{x_1} + \mathrm{d}_1^0(T_{x_1})\right) = \sum_{k=x_1+1}^{m(m\geq x_1+2)} G_1(T_k)$$

因此可以得到

$$d_1^1(T_m) = \mathrm{d}_1^0(T_m) \vee \left[\inf\left\{\tau \geq 0，\sum_{k=x_1+1}^{m(m\geq x_1+2)} G_1(T_k) \leq \beta_{R1}^2(\tau)\right\} + T_{x_1} + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) - T_m \right]$$

iv.　$t' < T_{x_1} + \mathrm{d}_2^0(T_{x_2})$

根据先到先服务的原则，该数据只有等到$T_{x_1} + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1})$之后再进行处理，因此，其处理完成时间上界

$$t_{fin} = \inf\left\{\tau \geq 0，\mathrm{R}_1^1(t') - R_1^*\left(T_{x_1} + \mathrm{d}_1^0(T_{x_1})\right) \leq \beta_{R1}^2(\tau)\right\} + T_{x_1} + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1})$$

因此系统延迟仍满足：

$$d_1^1(T_m) = t_{fin} - T_m$$

$$d_1^1(T_m) = \inf\left\{\tau \geq 0，\sum_{k=x_1+1}^{m(m\geq x_1+2)} G_1(T_k) \leq \beta_{R1}^2(\tau)\right\} + T_{x_1} + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) - T_m$$

综合情况 iii 与 iv，对于T_m时刻发出的数据，其端到端延迟上界可以表示为：

$$d_1^1(T_m)=\mathrm{d}_1^0(T_m)\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\left[\inf\left\{\tau\geq 0,\ \sum_{k=x_1+1}^{m(m\geq x_1+2)}G_1(T_k)\leq\beta_{R1}^2(\tau)\right\}+T_{x_1}+\mathrm{d}_2^0(T_{x_1})-T_m\right]$$

显然，对于$\forall x>x_1$，$\mathrm{d}_2^0(T_x)\leq d_1^1(T_x)$，定义如下表示

$$\varphi(\mathrm{m},\theta,1)=\begin{cases}inf\left\{\tau\geq 0,\ \sum_{k=\theta+1}^{m}G_1(T_k)\leq\beta_{R1}^2(\tau)\right\}(m\geq\theta+2)\\ 0\qquad\qquad else\end{cases}$$

$$\varphi(\mathrm{m},\theta,2)=\begin{cases}inf\left\{\geq 0,\ \sum_{k=\theta+1}^{m}G_2(T_k)\leq\beta_{R2}^2(\tau)\right\}(m\geq\theta+2)\\ 0\qquad\qquad else\end{cases}$$

$$\varphi(\theta_m,\theta_n,1)=\begin{cases}inf\left\{\tau\geq 0,\ \sum_{k=\theta_m+1}^{\theta_n}G_1(T_k)\leq\beta_{R1}^2(\tau)\right\}(\theta_n\geq\theta_m+2)\\ 0\qquad\qquad else\end{cases}$$

$$\varphi(\theta_m,\theta_n,2)=\begin{cases}inf\left\{\tau\geq 0,\ \sum_{k=\theta_m+1}^{\theta_n}G_2(T_k)\leq\beta_{R2}^2(\tau)\right\}(\theta_n\geq\theta_m+2)\\ 0\qquad\qquad else\end{cases}$$

可以得到如下关系式

$$\varphi(\theta_p,\theta_m,2)+\varphi(\theta_m,\theta_n,1)=\begin{cases}\varphi(\theta_p,\theta_n,1)(\theta_n=\theta_m)\\ \varphi(\theta_p,\theta_m,2)+\varphi(\theta_m,\theta_n,1)(\theta_m>\theta_m)\end{cases}\qquad(6-x)$$

因为如果$\theta_n=\theta_m$，则表示不存在交换顺序的新一次改变。

综合情况（a）、（b），可以得到T_m时标数据的延迟上界可以表示为：

$$d_1^1(T_m)=\mathrm{d}_1^0(T_m)\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\left[\varphi(\mathrm{m},T_{x_1},1)+T_{x_1}+\mathrm{d}_2^0(T_{x_1})-T_m\right]$$

3. 进一步假设时标为T_{x_2}的数据后，相同时标的R_1数据比R_2数据先到达同步节点。与情况 2 相同，在T_{x_2}后，系统可以等效为R_2流量经过经过β_{R2}^1服务的输出再经过暂停的β_{R2}^2服务。其中暂停的时间段为：

$$T_{x_2}+\mathrm{d}_2^0(T_{x_2})<\mathrm{t}<T_{x_2}+d_1^1(T_{x_2})$$

因此，$\forall T_m>T_{x_2}$后的数据的时间延迟上界可以表示为：

$$d_2^2(T_m)=\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee d_1^1(T_m)\vee\left[\varphi(\mathrm{m},T_{x_2},2)+d_1^1(T_{x_2})+T_{x_2}-T_m\right]$$

而根据情况 2 的讨论，$\forall T_\omega\geq T_{x_1}$

$$d_1^1(T_\omega) = \mathrm{d}_1^0(T_\omega) \vee \mathrm{d}_2^0(T_\omega) \vee \left[\varphi(\omega, T_{x_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) + T_{x_1} - T_\omega\right]$$

如果$d_1^1(T_{x_2}) = \mathrm{d}_2^0(T_{x_2})$，则说明等效的服务模型未暂停，系统延迟

$$d_2^2(T_m) = \mathrm{d}_2^0(T_m)$$

反之，带入$d_1^1(T_{x_2})$，可以得到

$$\begin{aligned} d_2^2(T_m) = \mathrm{d}_2^0(T_m) \vee \mathrm{d}_1^0(T_m) \vee \left[\varphi(\mathrm{m}, T_{x_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) + T_{x_1} - T_m\right] \vee \left[\varphi(\mathrm{m}, T_{x_2}, 2)\right. \\ \left. + \mathrm{d}_1^0(T_{x_2}) + T_{x_2} - T_m\right] \vee \left[\varphi(\mathrm{m}, T_{x_2}, 2) + \varphi(T_{x_2}, T_{x_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) + T_{x_1}\right. \\ \left. - T_m\right] \end{aligned}$$

可问题在于x_1、x_2的时间节点借助于现有理论无法获得，重新考虑

$$d_1^1(T_\omega) = \mathrm{d}_1^0(T_\omega) \vee \mathrm{d}_2^0(T_\omega) \vee \left[\varphi(\omega, T_{x_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) + T_{x_1} - T_\omega\right]$$

通过求最大值运算求系统的边界，即求

$$Max_{1 \le x_1, x_1+2 \le \omega}\left[\varphi(\omega, T_{x_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{x_1}) + T_{x_1} - T_\omega\right]$$

所以得到$\forall T_{x_2} \ge T_\omega \ge T_{x_1}$

$$\begin{aligned} \mathrm{d}_1^1(T_\omega) &\le \mathrm{d}_1^0(T_\omega) \vee \mathrm{d}_2^0(T_\omega) \vee \mathrm{Max}_{1 \le \theta, \theta+2 \le \omega}[\varphi(\omega, T_\theta, 1) + \mathrm{d}_2^0(\mathrm{T}_\theta) + \mathrm{T}_\theta - T_\omega] \\ &\le \mathrm{d}_1^0(T_\omega) \vee \mathrm{d}_2^0(T_\omega) \vee \mathrm{Max}_{1 \le \theta \le \omega}[\varphi(\omega, T_\theta, 1) + \mathrm{d}_2^0(\mathrm{T}_\theta) + \mathrm{T}_\theta - T_\omega] \end{aligned}$$

进一步可以得到，$\forall T_m > T_{x_2}$

$$\begin{aligned} d_2^2(T_m) \le \mathrm{d}_2^0(T_m) \vee \mathrm{d}_1^0(T_m) \vee \mathrm{Max}_{1 \le \theta_1 \le \mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m}, T_{\theta_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1}) + T_{\theta_1}\right. \\ \left. - T_m\right] \vee \mathrm{Max}_{1 \le \theta_2 \le \mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m}, T_{\theta_2}, 2) + \mathrm{d}_1^0(T_{\theta_2}) + T_{\theta_2}\right. \\ \left. - T_m\right] \vee \mathrm{Max}_{1 \le \theta_1 \le \theta_2 \le \mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m}, T_{\theta_2}, 2) + \varphi(T_{\theta_2}, T_{\theta_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1}) + T_{\theta_1}\right. \\ \left. - T_m\right] \end{aligned}$$

如果令$\theta_1 = \theta_2$，根据$(6-x)$

$$\begin{aligned} &\mathrm{Max}_{1 \le \theta_1 = \theta_2 \le \mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m}, T_{\theta_2}, 2) + \varphi(T_{\theta_2}, T_{\theta_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1}) + T_{\theta_1} - T_m\right] \\ &\qquad = \mathrm{Max}_{1 \le \theta_1 \le \mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m}, T_{\theta_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1}) + T_{\theta_1} - T_m\right] \end{aligned}$$

所以可以得到$\forall T_m \ge T_{x_2}$

$$\begin{aligned} d_2^2(T_m) \le \mathrm{d}_2^0(T_m) \vee \mathrm{d}_1^0(T_m) \vee \mathrm{Max}_{1 \le \theta_2 \le \mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m}, T_{\theta_2}, 2) + \mathrm{d}_1^0(T_{\theta_2}) + T_{\theta_2}\right. \\ \left. - T_m\right] \vee \mathrm{Max}_{1 \le \theta_1 \le \theta_2 \le \mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m}, T_{\theta_2}, 2) + \varphi(T_{\theta_2}, T_{\theta_1}, 1) + \mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1}) + T_{\theta_1}\right. \\ \left. - T_m\right] \end{aligned}$$

4. 考虑如果在T_{x_1}及之前是R_2数据总是比R_1数据先到达，此后T_{x_1}至T_{x_2}之间，R_1数据先到达，而T_{x_2}之后，R_2数据先到达

则$\forall T_m > T_{x_2}$，系统延迟上界应表示为$d_1^2(T_m)$，$\forall T_{x_2} \ge T_\omega \ge T_{x_1}$，系统延迟上

界应表示为$\mathrm{d}_2^1(T_\omega)$，$\forall T_{x_1} \geq T_\varphi$，系统延迟上界应表示为$\mathrm{d}_1^0(T_\varphi)$，其中

$$d_1^2(T_m) \leq \mathrm{Max}_{1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},1)+\mathrm{d}_2^0(T_{\theta_2})+T_{\theta_2}-T_m\right]\vee\mathrm{Max}_{1\leq\theta_1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},1)+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2)+\mathrm{d}_1^0(T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-T_m\right]\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)$$

$$\mathrm{d}_2^1(T_\omega) \leq \mathrm{d}_1^0(T_\omega)\vee\mathrm{d}_2^0(T_\omega)\vee\mathrm{Max}_{1\leq\theta\leq\omega}[\varphi(\omega,T_\theta,2)+\mathrm{d}_1^0(\mathrm{T}_\theta)+\mathrm{T}_\theta-T_\omega]$$

由此可以得到

$$D_1(T_\omega)=\mathrm{d}_1^1(T_\omega)\vee\mathrm{d}_2^1(T_\omega)$$

$$\leq Max_{1\leq\theta\leq\omega}[\varphi(\omega,\theta,1)+\mathrm{d}_2^0(T_\theta)+\mathrm{T}_\theta-T_\omega]$$

$$\vee\, Max_{1\leq\theta\leq\omega}[\varphi(\omega,\theta,2)+\mathrm{d}_1^0(T_\theta)+\mathrm{T}_\theta-T_\omega]\vee\mathrm{d}_1^0(T_\omega)\vee\mathrm{d}_2^0(T_\omega)$$

$$D_2(T_m)=\mathrm{d}_1^2(T_m)\vee\mathrm{d}_2^2(T_m)$$

$$\leq \mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\vee\mathrm{Max}_{1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},2)+\mathrm{d}_1^0(T_{\theta_2})+T_{\theta_2}-T_m\right]\vee\mathrm{Max}_{1\leq\theta_1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},2)+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},1)+\mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-T_m\right]\vee\mathrm{Max}_{1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},1)+\mathrm{d}_2^0(T_{\theta_2})+T_{\theta_2}-T_m\right]\vee\mathrm{Max}_{1\leq\theta_1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},1)+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2)+\mathrm{d}_1^0(T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-T_m\right]$$

如果$\theta_1=\theta_2$，根据$(6-x)$

$$\mathrm{Max}_{1\leq\theta_1=\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},1)+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2)+\mathrm{d}_1^0(T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-t\right]=\mathrm{Max}_{1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},2)+\mathrm{d}_1^0(T_{\theta_2})+T_{\theta_2}-t\right]$$

$$\mathrm{Max}_{1\leq\theta_1=\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},2)+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},1)+\mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-t\right]=\mathrm{Max}_{1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},1)+\mathrm{d}_2^0(T_{\theta_2})+T_{\theta_2}-t\right]$$

故可以得到

$$D_2(T_m)\leq\mathrm{Max}_{1\leq\theta_1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},2)+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},1)+\mathrm{d}_2^0(T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-T_m\right]\vee\mathrm{Max}_{1\leq\theta_1\leq\theta_2\leq\mathrm{m}}\left[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_2},1)+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2)+\mathrm{d}_1^0(T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-T_m\right]\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)$$

6.2.2　同步系统延迟上界定理

定理 6.2：T_m时刻前发生 n 次数据到达顺序交换的系统延迟上界可以表示为：

$$D_n(T_m)=\mathrm{d}_1^n(T_m)\vee\mathrm{d}_2^n(T_m)$$

其中$\mathrm{d}_1^n(T_m)$与$\mathrm{d}_2^n(T_m)$根据 n 为奇偶数表达式不同：

1. n 为奇数，最后一次变换后若采用数据流 1 的等价模型，则表示第一次交换前

是数据流 1 比数据流 2 先到达。最后一次变换后若采用数据流 2 的等价模型，则表示第一次交换前是数据流 2 比数据流 1 先到达，因此

$$\begin{aligned}\mathrm{d}_1^n(T_m) \le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[&\varphi(\mathrm{m},\theta_n,1)+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,1)\\&+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}-T_m\big]\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[\varphi(\mathrm{m},\theta_n,1)\\&+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,2)+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_m\big]\\&\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\mathrm{d}_2^n(T_m) \le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[&\varphi(\mathrm{m},\theta_n,2)+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,2)\\&+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}-T_m\big]\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[\varphi(\mathrm{m},\theta_n,2)\\&+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,1)+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_m\big]\\&\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\end{aligned}$$

2. n 为偶数，最后一次变换后若采用数据流 1 的等价模型，则表示第一次交换前是数据流 2 比数据流 1 先到达。若最后一次变换后若采用数据流 2 的等价模型，则表示第一次交换前是数据流 1 比数据流 2 先到达，因此

$$\begin{aligned}\mathrm{d}_1^n(T_m) \le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[&\varphi(\mathrm{m},\theta_n,1)+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,1)\\&+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}-T_m\big]\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[\varphi(\mathrm{m},\theta_n,1)\\&+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,2)+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_m\big]\\&\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\mathrm{d}_2^n(T_m) \le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[&\varphi(\mathrm{m},\theta_n,2)+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,2)\\&+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}-T_m\big]\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[\varphi(\mathrm{m},\theta_n,2)\\&+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,1)+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_m\big]\\&\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\end{aligned}$$

证明：利用数学归纳法，根据 6.2.1 节中的分析

$$\mathrm{d}_1^1(T_m) \le Max_{1\le\theta\le m}[\varphi(\mathrm{m},\theta,1)+\mathrm{d}_2^0(T_\theta)+\mathrm{T}_\theta-T_m]\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)$$

$$\mathrm{d}_2^1(T_m) \le Max_{1\le\theta\le m}[\varphi(\mathrm{m},\theta,2)+\mathrm{d}_1^0(T_\theta)+\mathrm{T}_\theta-T_m]\vee\mathrm{d}_1^0(t)\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)$$

$$\begin{aligned}d_2^2(T_m) \le \mathrm{Max}_{1\le\theta_2\le\mathrm{m}}\big[&\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_2},2\big)+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}\\&-T_m\big]\vee\mathrm{Max}_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\mathrm{m}}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_2},2\big)+\varphi\big(T_{\theta_2},T_{\theta_1},1\big)+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}\\&-T_m\big]\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}d_1^2(T_m) \le \mathrm{Max}_{1\le\theta_2\le\mathrm{m}}\big[&\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_2},1\big)+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}\\&-T_m\big]\vee\mathrm{Max}_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\mathrm{m}}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_2},1\big)+\varphi\big(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2\big)+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}\\&-T_m\big]\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\end{aligned}$$

假设 n 为奇数，则 n-1 为偶数，假设如下不等式满足

$$\begin{aligned}\mathrm{d}_1^{n-1}(T_\omega) \le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\omega}\big[&\varphi(\omega,\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,1)+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}\\&-T_\omega\big]\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\omega}\big[\varphi(\omega,\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,2)\\&+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_\omega\big]\vee\mathrm{d}_1^0(T_\omega)\vee\mathrm{d}_2^0(T_\omega)\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\mathrm{d}_2^{n-1}(T_\omega) \le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\omega}\big[&\varphi(\omega,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,2)+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}\\&-T_\omega\big]\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\omega}\big[\varphi(\omega,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,1)\\&+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_\omega\big]\vee\mathrm{d}_1^0(T_\omega)\vee\mathrm{d}_2^0(T_\omega)\end{aligned}$$

考虑 n 次交换，先考虑$\mathrm{d}_2^n(t)$，等效为 R_2流量经过经过β_{R2}^1服务的输出再经过暂停的β_{R2}^2服务。其中暂停的时间段为：

$$T_{x_n}+\mathrm{d}_2^0\big(T_{x_n}\big)<\mathrm{t}<T_{x_2}+d_1^{n-1}\big(T_{x_n}\big)$$

可以得到：

$$\begin{aligned}\mathrm{d}_2^n(T_m) \le \mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^{n-1}(T_m)\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\big[&\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+T_{\theta_n}\\&+\mathrm{d}_1^{n-1}\big(T_{\theta_n}\big)-T_m\big]\end{aligned}$$

其中如果$\mathrm{d}_1^{n-1}\big(T_{\theta_n}\big)=\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_n}\big)$，则$\mathrm{d}_2^n(T_m)=\mathrm{d}_2^0(T_m)$，反之，代入$\mathrm{d}_1^{n-1}\big(T_{\theta_n}\big)$

$$\begin{aligned}&Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+T_{\theta_n}+\mathrm{d}_1^{n-1}\big(T_{\theta_n}\big)-T_m\big]\\&\le\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee Max_{1\le\theta_n\le m}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+T_{\theta_n}+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_n}\big)-T_m\big]\\&\vee Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+T_{\theta_n}+\varphi\big(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\big)+\cdots\\&+\varphi\big(T_{\theta_3},T_{\theta_2},1\big)+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}-T_{\theta_n}-T_m\big]\\&\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+T_{\theta_n}+\varphi\big(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\big)+\cdots\\&+\varphi\big(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2\big)+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_{\theta_n}-T_m\big]\\&=\mathrm{d}_2^0(T_m)\\&\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+T_{\theta_n}+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_n}\big)-T_m\big]\\&\vee Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+\varphi\big(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\big)+\cdots\\&+\varphi\big(T_{\theta_3},T_{\theta_2},1\big)+\mathrm{d}_2^0\big(T_{\theta_2}\big)+T_{\theta_2}-T_m\big]\\&\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\big)+\varphi\big(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\big)+\cdots\\&+\varphi\big(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2\big)+\mathrm{d}_1^0\big(T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_m\big]\end{aligned}$$

而显然如果$\theta_1=\theta_2=\cdots=\theta_{n-1}=\theta_n$

$$Max_{1\le\theta_1=\theta_2=\cdots=\theta_{n-1}=\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+\varphi\left(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\right)+\cdots+\varphi\left(T_{\theta_3},T_{\theta_2},1\right)+\mathrm{d}_2^0\left(T_{\theta_1}\right)+T_{\theta_1}-T_m\right]$$
$$=Max_{1\le\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+T_{\theta_n}+\mathrm{d}_1^0\left(T_{\theta_n}\right)-T_m\right]$$

因此

$$\mathrm{d}_2^n(T_m)\le\mathrm{d}_2^0(t)\vee\mathrm{d}_1^{n-1}(T_m)\vee Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+\varphi\left(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\right)+\cdots+\varphi\left(T_{\theta_3},T_{\theta_2},1\right)+\mathrm{d}_2^0\left(T_{\theta_2}\right)+T_{\theta_2}-T_m\right]$$
$$\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+\varphi\left(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\right)+\cdots+\varphi\left(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2\right)+\mathrm{d}_1^0\left(T_{\theta_1}\right)+T_{\theta_1}-T_m\right]$$

同时，显然

$$Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+\varphi\left(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\right)+\cdots+\varphi\left(T_{\theta_3},T_{\theta_2},1\right)+\mathrm{d}_2^0\left(T_{\theta_2}\right)+T_{\theta_2}-T_m\right]$$
$$=Max_{1\le\theta_1\le\cdots\le\theta_{n-1}\le m}\left[\varphi(\mathrm{m},\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,1)+\mathrm{d}_2^0\left(T_{\theta_2}\right)+T_{\theta_2}-T_m\right]$$

如果令$\theta_{n-1}=\theta_n$，则

$$Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}=\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+\varphi\left(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\right)+\cdots+\varphi\left(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2\right)+\mathrm{d}_1^0\left(T_{\theta_1}\right)+T_{\theta_1}-T_m\right]$$
$$=Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le m}\left[\varphi(\mathrm{m},\theta_{n-1},1)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,2)+\mathrm{d}_1^0\left(T_{\theta_1}\right)+T_{\theta_1}-T_m\right]$$

因此，可以得到：

$$\mathrm{d}_2^n(T_m)\le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+\varphi\left(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\right)+\cdots+\varphi\left(T_{\theta_3},T_{\theta_2},1\right)+\mathrm{d}_2^0\left(T_{\theta_2}\right)+T_{\theta_2}-T_m\right]$$
$$\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_{n-1}\le\theta_n\le m}\left[\varphi\left(\mathrm{m},T_{\theta_n},2\right)+\varphi\left(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1\right)+\cdots+\varphi\left(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2\right)+\mathrm{d}_1^0\left(T_{\theta_1}\right)+T_{\theta_1}-T_m\right]\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)$$

同理可以证明

$$\mathrm{d}_1^n(T_m)\le Max_{1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\left[\varphi(\mathrm{m},\theta_n,1)+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_3,\theta_2,2)+\mathrm{d}_1^0\left(T_{\theta_2}\right)+T_{\theta_2}-T_m\right]\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\left[\varphi(\mathrm{m},\theta_n,1)+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,1)+\mathrm{d}_2^0\left(T_{\theta_1}\right)+T_{\theta_1}-T_m\right]\vee\mathrm{d}_2^0(T_m)\vee\mathrm{d}_1^0(T_m)$$

n 为偶数的情况证明与上文相同，故命题得证。

定义：$h(\alpha,\beta,t)=Sup_{0\le s\le t}\{inf_{\tau\ge 0}\{\alpha(s)\le\beta(s+\tau)\}\}$

定理 6.3：任意给定 t 时刻的系统延迟上界可以表示为

$$d(t)\le h(\alpha,\beta,t)$$

证明：方法与网络演算理论中证明延迟上界定理一致，对于给定的 t，取$\tau\le d(t)$，根据延迟定义，$R(t)\ge R^*(t+\tau)$，同时根据服务曲线的定义

$$R^*(t+\tau)\ge R(t+\tau)\otimes\beta(t)=inf_{0\le s\le t+\tau}\{R(t+\tau-s)+\beta(s)\}$$

因此存在$0\le s_0\le t+\tau$

$$R^*(t+\tau)=R(t+\tau-s_0)+\beta(s_0)$$

从而得到

$$R(t)\ge R(t+\tau-s_0)+\beta(s_0)$$

从而得到

$$t+\tau-s_0\le t$$

另外

$$R(t)-R(t+\tau-s_0)\le\alpha(s_0-\tau)$$

故

$$\beta(s_0)\le R(t)-R(t+\tau-s_0)\le\alpha(s_0-\tau)$$

记$inf_{\tau\ge 0}\{\alpha(s)\le\beta(s+\tau)\}=\delta(s)$

因此

$$\tau\le\delta(s_0-\tau)$$

而根据$0\le s_0\le t+\tau$，得到$s_0-\tau\le t$

而$h(\alpha,\beta,t)=Sup_{0\le s\le t}\{inf_{\tau\ge 0}\{\alpha(s)\le\beta(s+\tau)\}\}$

因此可以得到

$$\tau\le h(\alpha,\beta,t)$$

由于上式对于任意$\tau\le d(t)$均成立，因此

$$d(t)\le h(\alpha,\beta,t)$$

命题得证。

根据定理 6.3，显然$\forall t_1\le t_2$，$h(\alpha,\beta,t_1)\le h(\alpha,\beta,t_2)$

根据定理 6.3，定理 6.2 中的$D_n(t)$可以改写为如下表达式（n 为奇数）：

$$\begin{aligned}D_n(T_m)&=\mathrm{d}_1^n(T_m)\vee\mathrm{d}_2^n(T_m)\\&\le h(\alpha_1,\beta_{R1},T_m)\vee h(\alpha_2,\beta_{R2},T_m)\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[\varphi(\mathrm{m},T_{\theta_n},2)\\&+\varphi(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},1)+\cdots+\varphi(T_{\theta_2},T_{\theta_1},2)+h(\alpha_1,\beta_{R1},T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-T_m\big]\\&\vee Max_{1\le\theta_1\le\theta_2\le\cdots\le\theta_n\le m}\big[\varphi(\mathrm{m},\theta_n,1)+\varphi(\theta_n,\theta_{n-1},2)+\cdots+\varphi(\theta_2,\theta_1,1)\\&+h(\alpha_2,\beta_{R2},T_{\theta_1})+T_{\theta_1}-T_m\big]\end{aligned}$$

6.2.3　同步系统延迟上界计算的等效方法

进一步，考虑若p路传感器数据需要同步的情况，其流量分别表示为$1,2\cdots,p$，根据 6.2.1、6.2.2 节类似的分析，其时延上界可以用如下模型表示

$$D_n(T_m)=\mathrm{d}_1^n(T_m)\vee\mathrm{d}_2^n(T_m)\vee\cdots\vee\mathrm{d}_p^n(T_m)$$
$$\leq Max_{1\leq\theta_1\leq\theta_2\leq\cdots\leq\theta_{n-1}\leq\theta_n\leq m,x_k\neq x_{k+1}(1\leq x_k\leq p)}\big[\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},x_n\big)+\varphi\big(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},x_{n-1}\big)+\cdots+\varphi\big(T_{\theta_2},T_{\theta_1},x_2\big)+h\big(\alpha_{x_1},\beta_{x_1},T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}-T_m\big]\vee h(\alpha_1,\beta_{R1},T_m)\vee h(\alpha_2,\beta_{R2},T_m)\vee\cdots\vee h(\alpha_p,\beta_{Rp},T_m)$$

令

$$f(t)=\big\{1\leq\theta_1\leq\theta_2\leq\cdots\leq\theta_{n-1}\leq\theta_n\leq m,x_k\neq x_{k+1}(1\leq x_k\leq p)\big|\varphi\big(\mathrm{m},T_{\theta_n},x_n\big)+\varphi\big(T_{\theta_n},T_{\theta_{n-1}},x_{n-1}\big)+\cdots+\varphi\big(T_{\theta_2},T_{\theta_1},x_2\big)+h\big(\alpha_{x_1},\beta_{Rx_1},T_{\theta_1}\big)+T_{\theta_1}\big\}$$

则

$$D_n(T_m)\leq(Maxf(T_m)-T_m)\vee h(\alpha_1,\beta_{R1},T_m)\vee h(\alpha_2,\beta_{R2},T_m)\vee\cdots\vee h(\alpha_p,\beta_{Rp},T_m)$$

$f(t)$可以等效为图 6.2 中 0 节点至 dest 节点的任意路径，因此$Maxf(t)$等效为求取最大路径。

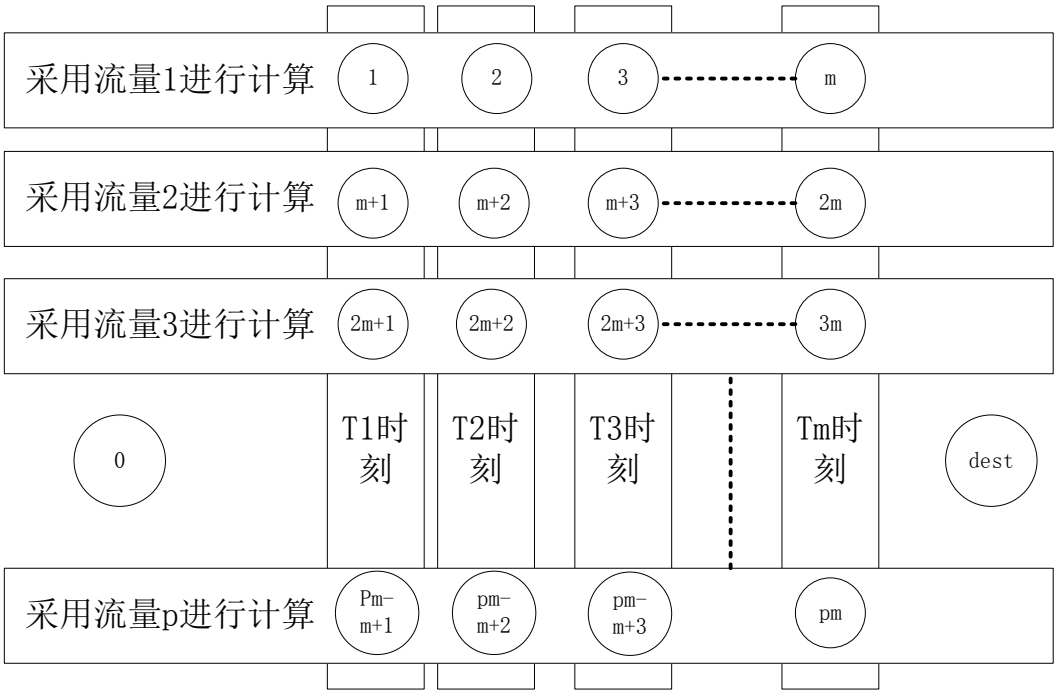


图6.2 延迟上界求取等效图

图中共$pm+2$个节点，且同一行中的图节点不存在连接，同一列的图节点不

存在连接，任意不同行不同列之间的两个节点存在连接，0 号节点与任意节点存在连接，Dest 节点只与 km 号节点存在连接，且距离为 0。设距离用$\mathrm{l}(node_1, node_2)$表示，定义

$$\mathrm{l}(0, km+u) = h\left(\alpha_{x_k}, \beta_{Rx_k}, T_u\right) + T_u \forall 0 \le \mathrm{k} \le \mathrm{p}-1, 1 \le \mathrm{u} \le \mathrm{m}$$

$$\mathrm{l}(km, \mathrm{dest}) = 0 \qquad \forall 1 \le \mathrm{k} \le \mathrm{p}$$

$$\mathrm{l}(km+u, rm+v) = \varphi(v, u, r+1) \qquad \forall 0 \le \mathrm{r}, \mathrm{k} \le \mathrm{p}-1, 1 \le \mathrm{u} < v \le m$$

$$\varphi(v,u,r) = \begin{cases} inf\left\{\tau \ge 0, \sum_{k=u+1}^{v} G_r(T_k) \le \beta_{Rr}^2(\tau)\right\} (v \ge u+2) \\ 0 \qquad else \end{cases}$$

上图中 0 号节点至 dest 节点的所有路径构成$f(t)$函数的所有取值。

举例来说，如取$\theta_1 = 1, \theta_2 = 2, \theta_3 = \theta_4 = \cdots = \theta_n = \theta_2, x_1 = 1, x_2 = 3, x_3 = m$，则

$$f(T_m) = h(\alpha_1, \beta_{R1}, T_u) + \varphi(2,1,3) + \varphi(m,2,p) + T_1 - T_m$$

上式可以表示为以下路径距离：

$$l(0,1) + l(1,2m+2) + l(2m+2, pm)$$

而图求取最大路径的算法很多，这里不作过多描述。

6.3　监控系统时延实验测试

6.3.1　仿真网络拓扑图及实验设计

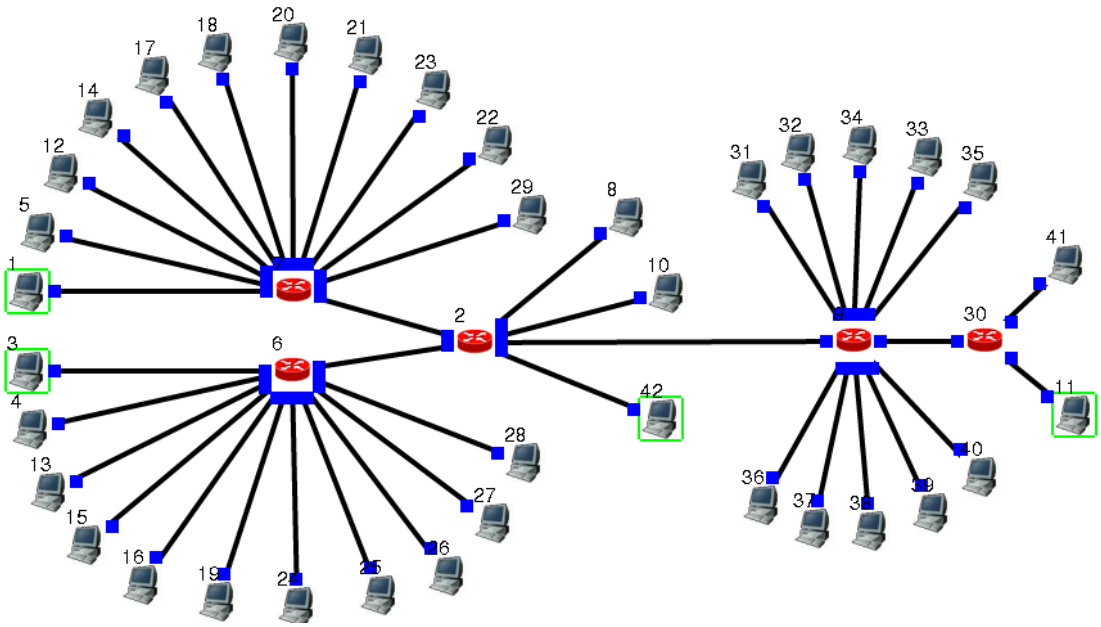


图 6.2　同步延迟测试网络拓扑图

实验采用第四章 4.2.2 节相同的网络仿真软件 EstiNet 进行，为了简单又不失一般性，本文选取了图 6.2 所示的网络拓扑结构进行仿真。为了仿真同步系统的时延，在图 6.2 所示网络中进行如下数据传输设计：

1. 节点 1 和 3 每隔 1 秒向 42 号节点发送大小为 100kb 的数据包，记到达曲线分别为$\alpha_1(t)$和$\alpha_2(t)$
2. 42 号节点对数据包进行同步处理后发送至 11 号节点
3. 5、12、14、17、18、20、21、23、22、29 号节点向 8 号节点发送竞争数据包，构成到达曲线为$\alpha_3(t)$的竞争流量$R_3(t)$
4. 4、13、15、16、19、24、25、26、27、28 号节点向 10 号节点发送竞争数据包，构成到达曲线为$\alpha_4(t)$的竞争流量$R_4(t)$
5. 31、32、33、34、35、36、37、38、39、40 号节点向 41 号节点发送竞争数据包，构成到达曲线为$\alpha_5(t)$的竞争流量$R_5(t)$
6. 图中所有链路均取链路带宽为 10Mb，所有路由器均采用相同的配置。

为了验证本章及第五章的结论，实验设计了不同的$\alpha_3(t)$、$\alpha_4(t)$、$\alpha_5(t)$分别如下：

1. 采用生成的网络流量如下图 6.3、图 6.4、图 6.5

通过部署数据产生程序，使R_3发出的数据包如图 6.3：

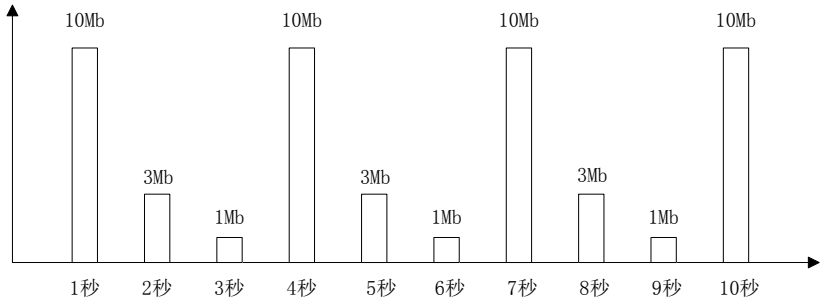


图 6.3 叠加的竞争流量$R_3(t)$

通过部署数据产生程序，使R_4发出的数据包如图 6.4：

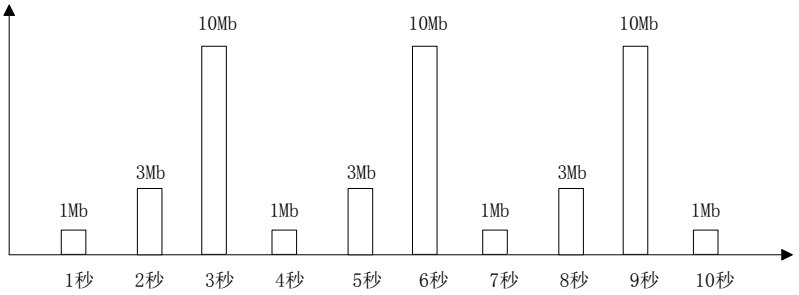


图 6.4 叠加的竞争流量$R_4(t)$

通过部署数据产生程序，使R_5发出的数据包如图 6.5：

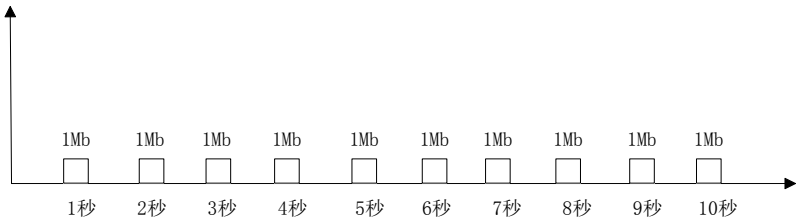


图 6.5 叠加的竞争流量$R_4(t)$

2. 使$R_3(t)$、$R_4(t)$和$R_5(t)$竞争流量与 5.3 节中采用的 BC-pAug89 数据集一致，EstiNet 软件中的“stg –trace File”命令可以读取指定的 File 文件产生网络流量，File 文件包含两列，第一列指定发出数据包的大小，第二列指定两次发送间的时间间隔，而 BC-pAug89 数据集则记录了每一个数据包的大小及其到达时间，因此可以很容易的将 BC-pAug89 数据集描述的网络流量引入实验。

6.3.2　监控系统延迟上界理论分析

1. 首先给出同步计算节点 42 号节点的计算服务曲线及缩放函数

简单起见，同步处理就是将 1 号节点和 3 号节点发送的数据包进行简单相加运算，然后将所得结果进行转发，因此缩放函数可以表示为

$$S(a)=\frac{1}{2}a$$

进一步对一个 char 型数据的加法处理时间进行测试。得到 1000000 次运算的总时间小于 10 毫秒，即平均一次运算的时间小于 0.01 微秒。此外，由于是简单加法运算，采用 for 循环进行操作，时间复杂度$O(n)$，因此等效计算服务曲线可以表示为

$$C(t)\geq 100t\times 8=800t$$

其中 t 的单位为微妙，$C(t)$的单位为 byte。

2. 不添加竞争流量$\alpha_3(t)$、$\alpha_4(t)$和$\alpha_5(t)$时

由于链路的传播延迟设置的很小（1 微秒），可以忽略不计，因而系统的延迟主要由处理延迟、传输延迟及排队延迟构成。采用网络演算中常用的链路及路由器的等效服务模型如下：

$$\beta_{R,T}=R[t-T]^{+}=\begin{cases}R(t-T) & t>T\\ 0 & t\leq T\end{cases}$$

由于传播延迟很小，假设路由器的处理延迟可忽略，则每一条链路及路由器的等效服务模型即链路的带宽。因此 1 号节点至 42 号节点的等效传输服务曲线为：

$$\beta_{1,42}=\beta_{1,2}\otimes\beta_{2,42}$$

其中$\beta_{1,2}=10t$，根据剩余服务定理

$$\beta_{2,42} = 10t - \alpha_2(t)$$

$$\beta_{3,42} = 10t - \alpha_1(t)$$

42 号节点到 11 号节点的总的等效传输服务曲线为

$$\beta_{42,11} = 10\mathrm{t}$$

由串联定理且 1 号节点和 3 号节点数据量相同，根据前面得到的 9 号节点的计算服务曲线C(t)以及缩放函数 S，可以得到 1 号节点与 3 号节点到 11 号节点的等价服务曲线为

$$\beta_{3,11} = \beta_{1,11} = \beta_{1,2} \otimes \beta_{2,42} \otimes \frac{1}{2}\left(\mathrm{C} \otimes \underline{\mathrm{S}^{-1}}\left(\beta_{42,11}\right)\right) = 10t - \alpha_1(t)$$

3. 添加竞争流量$\alpha_3(t)$、$\alpha_4(t)$和$\alpha_5(t)$时

根据剩余服务曲线定理计算 1 号节点及 3 号节点到 2 号节点的服务曲线如下：

$$\beta'_{1,2} = 10t - \alpha_3(t)$$

$$\beta'_{3,2} = 10t - \alpha_4(t)$$

42 号节点至 11 号节点的服务曲线如下：

$$\beta'_{42,11} = 10t - \alpha_5(t)$$

因此可以得到 1 号节点与 3 号节点到 11 号节点的等价服务曲线分别为

$$\beta'_{1,11} = \beta'_{1,2} \otimes \beta_{2,42} \otimes \frac{1}{2}\left(\mathrm{C} \otimes \underline{\mathrm{S}^{-1}}\left(\beta'_{42,11}\right)\right)$$

$$\beta'_{3,11} = \beta'_{3,42} \otimes \beta_{3,42} \otimes \frac{1}{2}\left(\mathrm{C} \otimes \underline{\mathrm{S}^{-1}}\left(\beta'_{42,11}\right)\right)$$

4. 转发带来的时延增加

由于在实现过程采取 socket 进行数据包的转发，也就是说数据包完整的到达 42 号节点后才会发送至 11 号节点，而正常情况下数据包每一个分组到达后就应该转发，因此多出的延迟为相同大小的数据包从 2 号节点到 11 号节点的传输延迟，由于链路带宽为 10Mb，因此增加的延迟可以用数据包大小/带宽得出，记该延迟为Δt，则系统延迟应该在原计算出的边界值上叠加Δt，即

$$D_n(t) = D_n(t) + \Delta t$$

对上述分析进行实验验证，对 100Kb 的包从 1 号节点发往 11 号节点在 42 号节点进行中转得到的延迟为 22625.8 微秒，而直接从 1 号节点发往 11 号节点的延迟为 12628.9 微秒，$\Delta t = 9996.9 \approx 100Kb/10M$

进一步，考虑到数据传输时需要经过多条链路转发，因此，总的时延还需加上最后一个分组经过多次转发的中间发送时延。

中间发送时延可通过以下公式得出：

$$\delta = \text{MTU 大小} \times \left(\text{中间链路数} - 1\right)/10Mbps$$

5. 到达流量曲线

a) 监控传感器的到达流量曲线

由于发送的监测数据包为 100kb，可以忽略数据发送所需要的时间，根据网络演算理论，1 号节点及 3 号节点的到达流量曲线可以用以下阶梯函数表示，参见文献[35]第一章

$$\alpha_1(t) = \left\lceil \frac{t}{T} \right\rceil \times 100k$$

$$\alpha_2(t) = \left\lceil \frac{t}{T} \right\rceil \times 100k$$

时间取为微秒单位，$T = 10^6$

b) 根据图 6.3、图 6.4、图 6.5 定义的竞争流量到达曲线

R_3竞争流量和R_4竞争流量任意 1 秒内的最大流量为 10Mb，任意 2 秒内的最大流量为 13Mb，任意 3 秒内的最大流量为 14Mb，因此可以用如下到达曲线进行表示：

$$\alpha_3(t) = \alpha_4(t) = \left\lceil \frac{t}{3T} \right\rceil \times 10M + \left\lfloor \frac{t+2T}{3T} \right\rfloor \times 3M + \left\lfloor \frac{t+T}{3T} \right\rfloor \times 1M$$

而R_5竞争流量任意 1 秒内的最大流量为 1Mb，因此可以表示为

$$\alpha_5(t) = \left\lceil \frac{t}{T} \right\rceil \times 1M$$

此外，由于网络带宽为 10Mbps，任意发送时刻段 x 可输出的数据包大小

$$S_x \le 10x$$

可以得到近一步约束的$\alpha_3'(t)$、$\alpha_4'(t)$、$\alpha_5'(t)$如下：

$$\sigma = \mathrm{t}/(3 \times 10\hat{}6)$$

$$\tau = \mathrm{t}\%(3 \times 10\hat{}6)$$

$$\vartheta(t) = \begin{cases} \sigma \times 14M + 10\tau & (0 \le \tau \le 10\hat{}6) \\ \sigma \times 14M + 10M + 10(\tau - 10\hat{}6) & (10\hat{}6 < \tau \le 2 \times 10\hat{}6) \\ \sigma \times 14M + 13M + 10(\tau - 2 \times 10\hat{}6) & (2 \times 10\hat{}6 < \tau \le 3 \times 10\hat{}6) \end{cases}$$

$$\alpha_3'(t) = \alpha_4'(t) = \mathrm{Min}(\alpha_3(t), \vartheta(t)) = \mathrm{Min}(\alpha_4(t), \vartheta(t))$$

$$\alpha_5'(t) = Min(\alpha_5(t), 10\mathrm{t})$$

c) 采用 BC-pAug89 数据集定义的竞争流量

采用基于增量过程为分形高斯假设下的流量模型描述竞争流量

$$\alpha_3(t) = \alpha_4(t) = \alpha_5(t) = \rho n + k\sqrt{n\sigma^2 + 2\sigma^2 \times \sum_{i=1}^{n-1}(n-i)(1+\mathrm{n}^{\alpha})^{-\frac{\beta}{\alpha}}}$$

6. 未叠加竞争流量$R_3(t)$、$R_4(t)$、$R_5(t)$的理论延迟分析

如果系统不存在其它流量的时候，$\forall t > 0$

$$h(\alpha_1(t), \beta_1(t), t) = h(\alpha_2(t), \beta_2(t), t) = \frac{200k}{10} = 20000$$

$$\Delta t = \frac{100k}{10M} \times 10^6 = 10000$$

$$\delta = \frac{1500 * 8 * 6}{10M} \times 10^6 \approx 6866$$

$$\varphi\left(T_{\theta_p}, T_{\theta_q}, 1\right) = \varphi\left(T_{\theta_p}, T_{\theta_q}, 2\right) = \frac{100k \times (p-q)}{10}$$

根据 6.2.3 节的等效计算方法，可以得到

$$D_n(t) \le h(\alpha_1(t), \beta_1(t), t) + \Delta t = h\big(\alpha_1(t), \beta_1(t)\big) + \Delta t + \delta$$

$$= 20000 + 10000 + 6866 = 36866$$

7. 采用图 6.3、图 6.4、图 6.5 竞争流量的理论延迟分析

$$\beta'_{3,2} = \beta'_{1,2} = 10t - \alpha'_3(t)$$

$$\beta'_{42,11} = 10t - \alpha_5(t)$$

$$\beta_{3,42} = 10t - \alpha_1(t) = 9t$$

$$\beta'_{3,11} = \beta'_{1,2} = \beta'_{1,2} \otimes \beta_{3,42} \otimes \frac{1}{2}\Big(C \otimes \underline{S^{-1}}\big(\beta'_{42,11}\big)\Big)$$

$$h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}, T\big) = h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}(t), 2T\big) = \cdots = h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}(t), nT\big) = 1420000$$

$$\varphi\left(T_{\theta_p}, T_{\theta_q}, 1\right) = \varphi\left(T_{\theta_p}, T_{\theta_q}, 2\right) = \frac{100k \times (p-q)}{9}$$

根据 6.2.3 节的等效计算方法，可以得到

$$D_n(t) \le h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}, t\big) + \Delta t + \delta = 1436866$$

8. 采用 BC-pAug89 竞争流量的理论延迟分析

经过 Matlab 计算得到广义柯西增量假设下的流量模型

$$\alpha_3(t) = \alpha_4(t) = \alpha_5(t) < t$$

即每秒发送的最大流量不超过 1Mb，因此

$$h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}, T\big) = h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}(t), 2T\big) = \cdots = h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}(t), nT\big) < \frac{200k}{9}$$

$$= 22222$$

$$\varphi\left(T_{\theta_p}, T_{\theta_q}, 1\right) = \varphi\left(T_{\theta_p}, T_{\theta_q}, 2\right) = \frac{100k \times (p-q)}{9}$$

根据 6.2.3 节的等效计算方法，可以得到

$$D_n(t) \le h\big(\alpha_1(t), \beta'_{1,11}, t\big) + \Delta t + \delta = 22222 + 10000 + 6866 = 39088$$

6.3.3　监控系统时延仿真实验结果

图 6.6、图 6.7、图 6.8 分别给出网络仿真得到的实际延迟与未叠加竞争流量、叠加图 6.3、图 6.4、图 6.5 竞争流量与叠加 BC-pAug89 竞争流量求得的理论延迟上界的对比图。

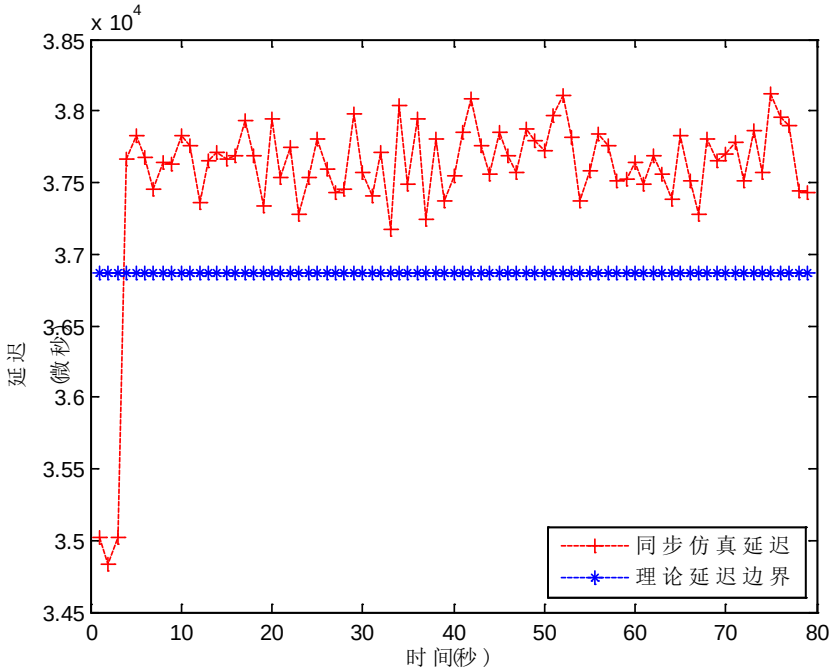


图 6.6 未添加竞争流量结果

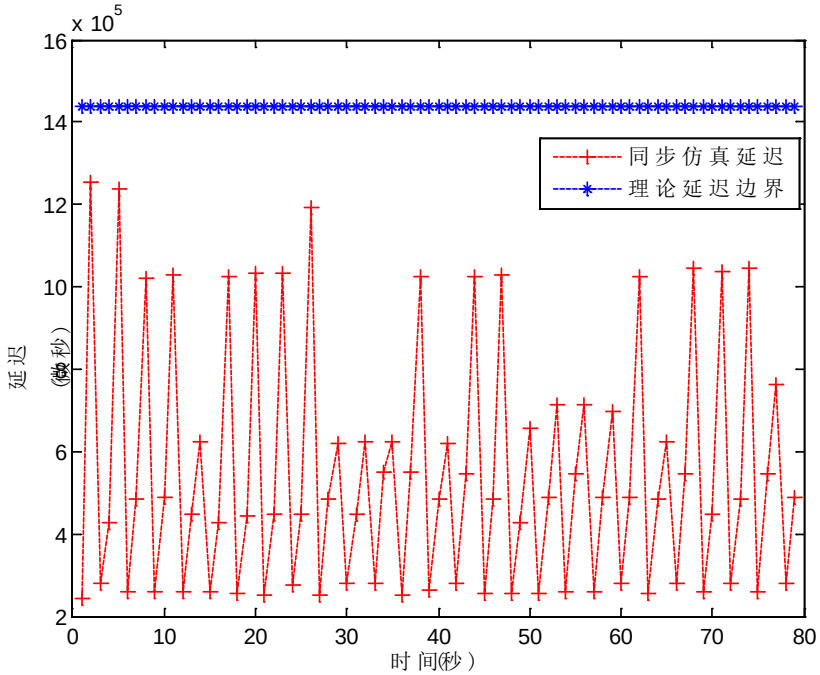


图 6.7 叠加图 6.3、图 6.4、图 6.5 竞争流量实验结果

由于在理论计算时没有考虑 socket 程序组包、分包等操作带来的延迟以及路由器的处理延迟，所以图 6.6、图 6.8 算得的理论延迟上界较实际测量值偏小，但偏

差不大，在 5 毫秒之内。根据图 6.6、6.7、6.8 可以看出理论计算得到的结果与实际测试得到的结果还是较为接近的。

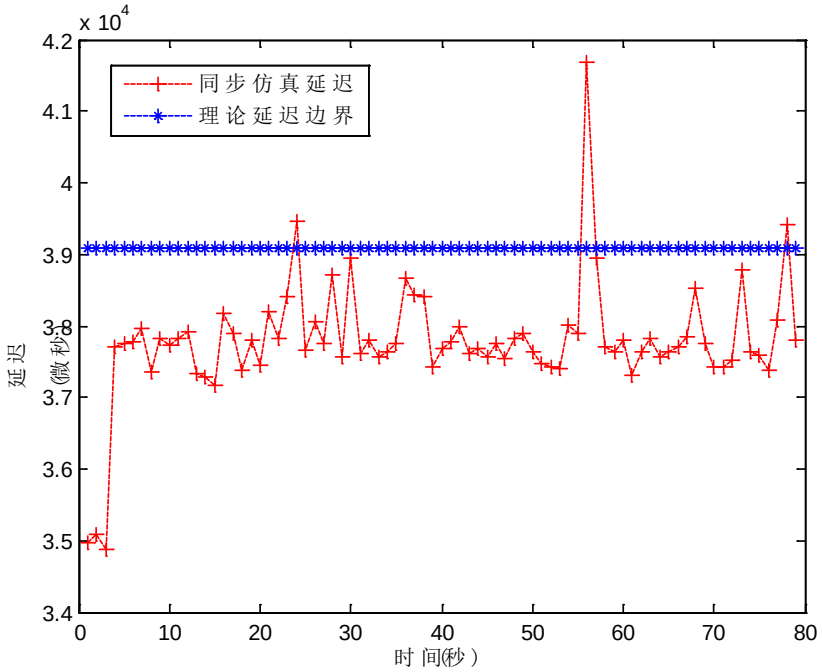


图 6.8 叠加 BC-pAug89 竞争流量实验结果

6.4　本章小结

本章在第五章基础上对智能电网监控系统的端到端延迟上界进行了理论分析将网络演算中的延迟上界推广至带有同步计算传输系统的延迟上界。通过定理 6.1、6.2、6.3 将同步计算传输延迟上界的分析问题转化为求图的最大路径问题。最后在网络仿真模拟器中对不同情况的同步计算传输系统进行了仿真实验，实验结果表明理论计算得到的延迟上界较好的包络了仿真实验得到的测试值。

第7章　混合仿真平台设计实现及实证研究

本文的第三、四、五、六章，分别对智能电网电能质量监测节点部署、共享网络模式下传输中转节点部署、监控系统端到端性能分析三个理论问题进行了研究。本章将给出自主研发的电网通信网混合仿真平台，并结合智能电网广域监控案例对前文方法进行实证研究。

7.1　电网通信网混合仿真器

如第一章图 1.1 所示，智能电网相较于传统电网最本质的区别在于信息系统与传统电力系统的结合，从电网调度控制和用户侧两个角度强调能量流和信息流的双向传递。为了研究信息系统与电力系统结合后的系统性能，必须设计一个整合现有电力系统仿真和网络仿真软件的混合仿真平台。近年来有不少研究工作讨论智能电网下电网和网络系统的混合仿真的问题[36][121~125]。

7.1.1　混合仿真器设计难点

电力系统仿真器是通过求解微分方程构建的动态系统，而网络仿真器是由网络事件驱动的离散事件系统，离散事件系统和连续时间系统的本质区别是造成混合仿真器设计困难的原因。

现有的混合仿真器设计无非是两个思路，一是将电力系统仿真器从连续时间仿真变为离散事件仿真，即通过方程描述电力系统仿真器在事件发生间隔内的动态特性，然后修正仿真过程中的结果。典型的如文献 James Nutaro 于文献[121]中提出的基于离散事件系统规范（DEVS）对电力系统仿真器进行描述。但由于大部分仿真器并未使用 DEVS 对系统进行描述，因此方法的可用性不强。混合仿真器设计的另一个思路是将网络系统仿真器从离散事件驱动变为连续时间仿真，即设置固定时间间隔将电力系统仿真器的状态及变化发送给网络仿真器。典型的如 Kenneth Hopkinson 等人于文献中[36]提出的 EPOCHS 系统，EPOCHS 系统采用基于分布式仿真 HLA 协议的 AgentHQ 模块对电网仿真器及网络仿真器进行控制，设置固定的时间间隔获取两个仿真器的状态及事件信息，再将获取的信息传递给仿真器。Hua Lin 等人于文献[124]中对基于同步时间点的混合仿真器系统误差进行了分析，如图 7.1 示：

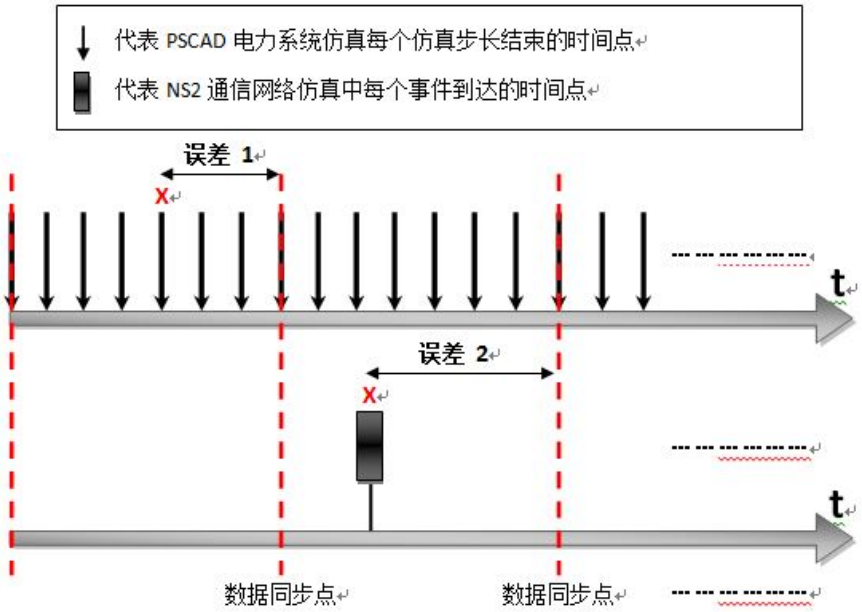


图 7.1 同步机制带来的仿真误差

图 7.1 显示了同步机制在每一次闭环反馈中可能带来的两次时间误差。假设在两个数据同步点之间电力仿真系统发生错误，该事件要等到下一个数据同步点才能传递到通信仿真软件中，这将带来时间误差 1；同样，如果通信仿真软件在两个数据同步点的间隔内传来了电力仿真的控制命令，也要等到下一个数据同步点才能够传送到电力仿真软件，这样将带来时间误差 2。基于同步时间点设计的混合仿真系统，每一个事件都可能引入误差 1 加上误差 2，当很多事件发生时，此误差经过累计增长将会影响系统的正常运行。

除去上述由于离散事件仿真和连续系统仿真的本质区别造成的仿真误差外，现有的商业版本电力系统仿真器和网络仿真器开放的接口并不是很多，因此也给混合仿真器的设计实现带来一定的困难。

7.1.2　本文设计的混合仿真器

根据 7.1.1 节的描述，电网仿真器和通信网仿真器的本质区别使得设计一个完全没有仿真误差的混合仿真器是不现实的。但上述结论是在当电网仿真器和网络仿真存在动态交互前提条件下得出的，如果考虑智能电网监控系统的实际，监控传感器往往以固定的时间间隔向控制端发送固定标准的数据包，而控制器在接收到周期数据包后同样以固定时间间隔对数据包进行处理，再根据处理结果向执行系统发送控制指令。对于控制器和执行系统来说，系统只对由于网络通信造成的延迟和丢包有响应，对于其他的网络事件并不关心，因此对于智能电网监控系统而言，网络仿真器和电网仿真器的完全交互是不必须的。当电网仿真器发出的数

据包时间和大小可预测时完全可以单独对相同情况的数据包进行网络仿真。

当传感系统的量测数据大小和时间固定，控制器计算处理时间的波动相较网络延迟可以忽略时，可以在网络仿真器对相同大小的数据包的延迟和丢包进行仿真，然后将实验得到的结果存入数据库。电网仿真器仿真时则从数据中读取每个时间发出的包的延迟信息，然后在相应的仿真时间将传感器数据和控制器数据输入控制器和传感器。在这种模型下不存在 7.1.1 节所述的由于同步时间点造成的误差，且混合仿真器的实现更为容易，但这种模型的缺点是无法实现网络仿真和电网仿真的动态交互。因此只有特定情况下可以使用该模型，即传感系统数据周期性发送，控制器计算处理时间的波动相较网络延迟可以忽略。而智能电网监测系统恰恰满足这些条件，因此可用该模型对智能电网监控系统进行仿真。下图给出了本文设计的混合仿真器的构架图：

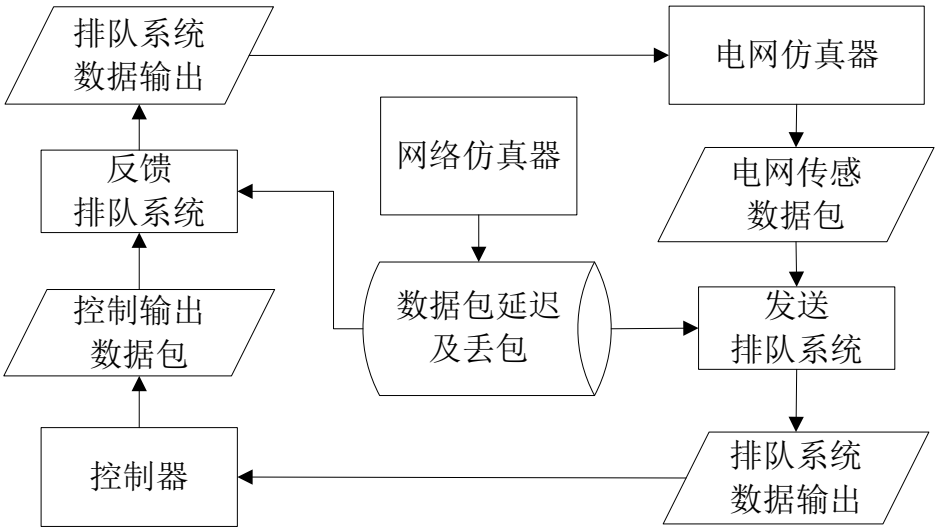


图 7.2 混合仿真器设计构架图

图 7.2 中的电网仿真器定义整个仿真的起始时间和仿真步长，然后根据实际应用以固定周期发出电网传感器数据包。例如在基于 PMU 的广域监控系统中，这个时间周期在 10~100ms 范围。电网监测数据包发出后进入发送排队系统对延迟进行模拟传输，排队系统根据电网仿真器的精度设置将电网仿真得到的监测数据包延迟相应的间隔后发送至控制器，排队系统的间隔即是设置的仿真精度。控制器和电网仿真器都有一个数据接收队列，队列的位置代表相应时刻接收到的数据。设计排队系统的原因在于无需对电网仿真器进行修改即可根据数据包的延迟将数据包在相应的时间输入控制器或仿真器，此外，借助排队系统可以直接模拟不同的延迟分布，从而更方便的研究电网系统对延迟性能的响应。上图中的网络仿真器可以采用目前的任何一种商业网络仿真器，电网仿真器也可以采用现有的任何一

种电网仿真器。

在混合仿真平台的运行过程中，每个电网传感系统发出的数据包和控制器输出的数据包都会标记一个系统时标，该时标与电网仿真器的仿真时钟一致，作为排队系统排队的依据。举个简单例子说明排队系统的工作原理。假设只有一路传感器，系统的仿真精度设置为 1 毫秒，传感器每个 30 毫秒发送数据，其过程如下：

1. 由于电网仿真器和控制器并不是同一个仿真系统，两个仿真器需要进行仿真时钟同步，但电网仿真器和控制其器都是连续时间系统，可以设置为相同的仿真精度Δ，因此这种同步是没有误差的，简单起见，本文直接将同步时钟设置为传感周期 T。
2. 第一个传感周期内（即仿真开始的前 30 毫秒），由于监测数据还未发出，无控制信号输入电网仿真器，电网仿真器独立运行。
3. 第一个传感周期结束后（即仿真开始的 30 毫秒后），电网仿真器发出第一个监测数据包，电网仿真器在发出监测数据包后进入暂停状态。
4. 假设第一个监测数据包的传输延迟为 23 毫秒，则该数据包会放置在输出排队系统第 23 号位置，输出排队系统按照时间精度的设置每次向控制器推送一个数据包，代表 1 毫秒数据。根据设置的同步时钟 T 及精度Δ，输出排队系统每次向控制器输出 T/Δ个数据包，控制器接收队列的顺序代表输入控制器的时间。
5. 控制器的接收队列按顺序将接收到的数据包放入队列，则读取到接受队列的第 23 个包时是发出的监测数据包。
6. 按照设置的同步周期 T，控制器每 30 毫秒进行一次运算，当读取的数据包不是监测数据包时，则将控制输出置 0，系统规约如果电网仿真器接收到标记为 0 的控制数据包，标志无更新的控制信号。
7. 当控制器读取到监测数据包时，则根据读取到的监测数据包的发送延迟，叠加上处理延迟及读取到的控制数据包的传输延迟后发给反馈排队系统。控制器读取完接收队列中的 30 个数据包，并输出相应的控制数据包后进入暂停状态。
8. 反馈排队系统根据延迟设置控制数据包的相应位置，当发现不是控制数据包时则直接将排队位置置 0。假设第一个监测数据包的处理延迟为 2 毫秒，传输延迟 32 毫秒，计算得到该数据包总共的延迟为 57 毫秒。则反馈排队系统将控制包放置在第 27 号位置，这意味着控制数据包将在当前时间后的第 27 毫秒输入电网仿真器，其余位置均为 0。
9. 同样，根据设置的同步时钟 T 及精度Δ，反馈排队系统每次向电网仿真器输出 T/Δ个数据包，该数据包的位置代表输入电网仿真器的时间。
10. 电网仿真器接收到 T/Δ个数据包后对数据包进行分析，假若这些数据包中存在

非 0 的控制数据包，则按照控制包的顺序决定何时将控制数据包加入电网仿真器，此后，电网仿真器进入运行状态。根据前面步骤中的假设，第 27 个包为控制数据，因此第二个传感周期（31 毫秒至 60 毫秒之间）开始后的第 27 毫秒（即总仿真时间的第 57 毫秒），电网仿真器将控制信号作用于电网系统。整个系统的工作状态图如图 7.3 示。

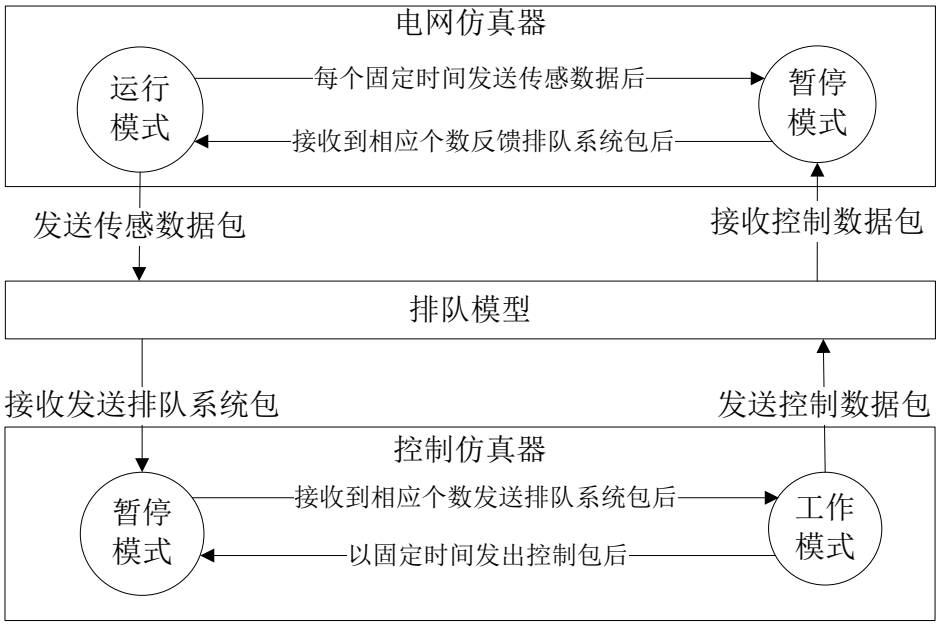


图 7.3 混合仿真器工作状态图

由上面的例子可以看出，设计的仿真器中不存在同步误差问题。上例中，如果按照网络仿真器和电网仿真器动态交互的方式且同步周期设置为 30 毫秒，则第一个监测数据包会在第 30 毫秒才能进入控制器，如果控制器的处理时间仍为 2 毫秒，控制数据包的传输时延仍为 32 毫秒，则该控制数据会在第 90 毫秒才能作用于电网系统。当然也可以网络仿真器和电网仿真器的同步时钟也可以设置为 1 毫秒，即完全按照电网仿真器的仿真精度进行同步 [124]，但显然这种方式会增加仿真过程的时间，这说明当仿真速度相同时，本文混合仿真器的精度高于已有仿真器。

7.1.3　混合仿真器的实现

本文采用了清华大学电机系研发的 TH-STBLT 电网仿真器作为电网仿真器 [40~42]。TH-STBLT 是一个典型的大规模电网仿真平台，可以对电网进行动态仿真，包括配电网、发电机、负载以及故障或扰动后的机电耦合过程。STBLT 平台采用了线性功率-电压方程快速潮流解算方法（记为 TPQ 法），优于常用电力仿真软件 BPA 的 PQ 分解法、NR 法。实验表明该电力系统仿真器可以很好的对电力系统的动态特性进行仿真。在电机系帮助下对本文对该仿真器的源代码进行了修改，

使之具备了网络通信功能，使其可以在给定的时间周期以网络通信套接字的方式向排队系统发送数据。采用套接字作为数据发送方式的好处是电网仿真器既可以通过排队系统读取虚拟的延迟，也可以直接连入网络仿真器进行模拟实验（Emulation），下图给出修改后的电网仿真器的界面图：

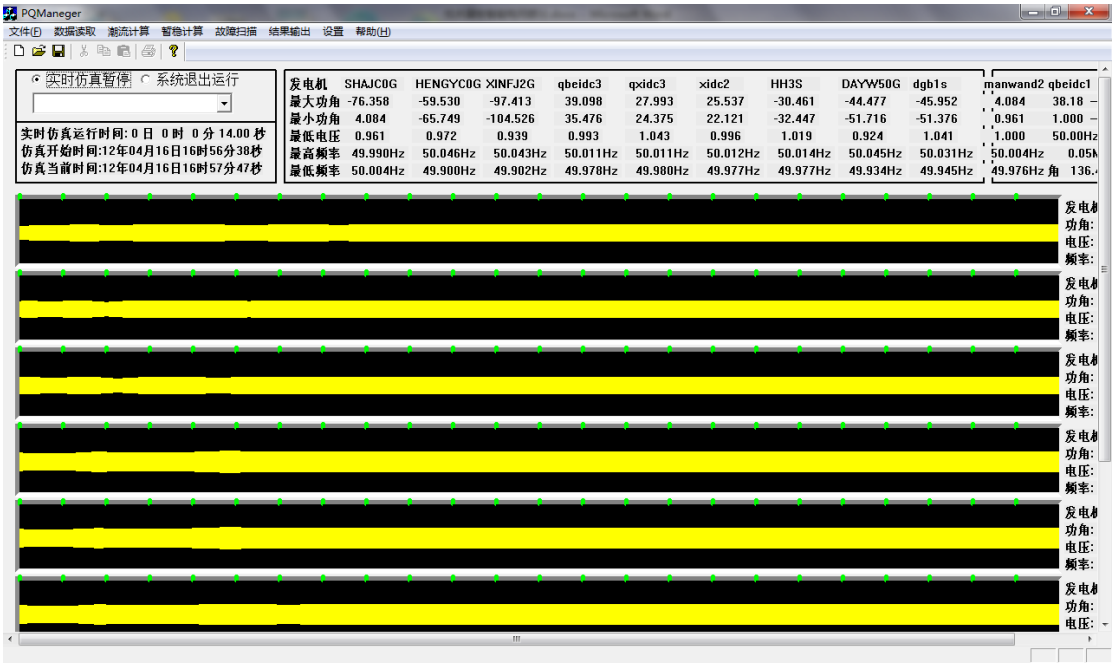


图 7.4 TH-STBLT 界面图

电网仿真器和网络仿真器的交互部分是上文提到的排队系统。本文将排队系统以网络服务的形式提供出来，用循环队列的方式实现了排队系统的排队过程。图 7.5 给出循环队列的工作示例。图 7.5 中，标记为 2 的是电网传感数据，标记为 1 的是非传感数据。根据 7.1.2 节的定义，这里的同步周期指电网仿真器和控制器的同步，本文实验中将其设置为传感数据的发送周期，循环队列工作步骤如下：

1. 对循环队列进行初始化

一个循环队列表征从一个电网传感器节点发往控制器经过网络系统的延迟，循环队列间隔的两个节点表征的时间间隔取决于设置的仿真精度。举例来说，如果仿真精度 1 毫米，传感器周期 3 毫秒（电网仿真器和控制器同步周期），则每个同步周期排队系统需要处理 3 个数据包。在第 1 个同步周期，将循环队列的队头指针和队尾指针都指向队列的第一个元素。第一个同步周期时间内，电网仿真器没有输出传感数据，因此不会有控制数据发出，电网仿真器独立运行。

2. 计算第 2 个仿真周期的传感数据位置

如图示，假设电网仿真器第一个同步周期结束时发出传感数据。该数据在第 2 个同步周期开始时到达，假设从数据库中得到该监测数据包的延迟为 4 毫秒，则

将数据包放置在队头指针之后的第 4 号位置，其余空白位置标记为非传感数据。

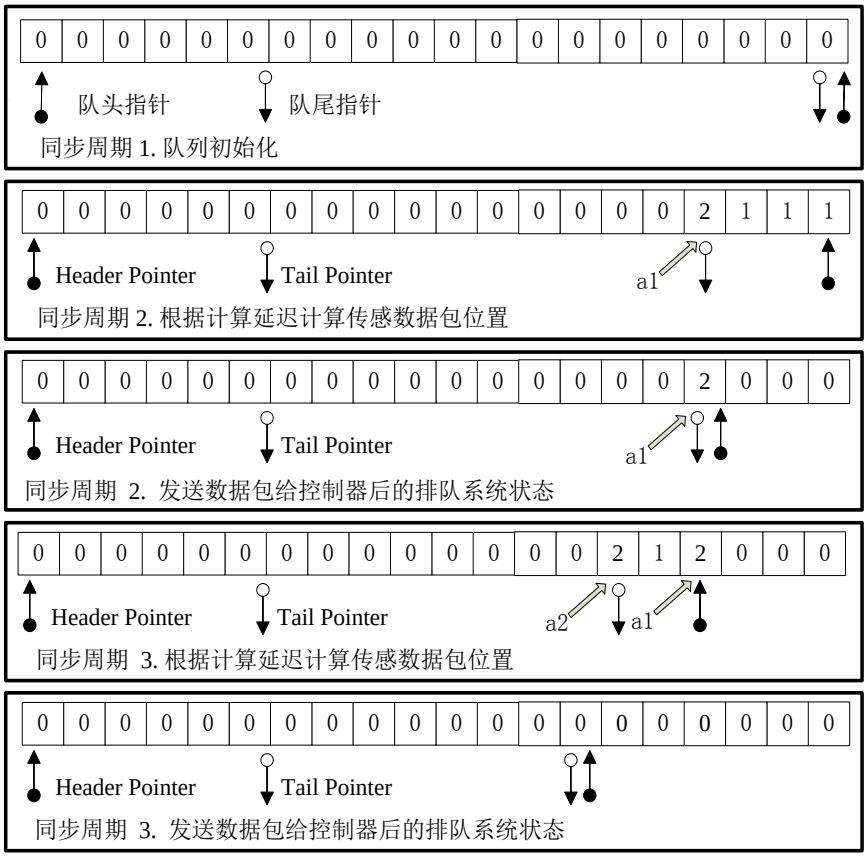


图 7.5 排队系统实现示例

3. 计算第 2 个同步周期推送给控制器的数据

当计算完监测数据包的放置位置后，排队系统根据设定的仿真精度和仿真周期，从队头开始将个数为 n 的数据包按序发送至控制器接收队列。

$$n = \frac{\text{仿真同步周期}}{\text{仿真精度}} = \frac{\text{传感周期}}{\text{仿真精度}}$$

在图例中，n=3。这 3 个数据包在控制器接收队列中的顺序表征了到达时间。数据包发送完成后，队头指针后移 3 个位置，同时将已发送的队列位置重新标记为空。

4. 计算第 3 个仿真周期的传感数据位置

当电网仿真器接收到反馈排队系统在第二个同步周期输出的 3 个数据包后（表示在第 2 个同步周期内被加入的控制信号）进入运行状态。此时电网仿真器对第二个同步周期进行仿真，此时第二个同步周期可能加入的控制信号已经到达。当电网仿真器第二个同步周期结束后，将传感数据发送给发送排队系统。假设读取到的该监测数据包的延迟为 3 毫秒，则将该监测数据包放置在队头指针之后的第 3 个位置，其余空白位置标记为非传感数据。计算完成后同样需要更新队尾指针。

5. 计算第 3 个仿真周期推送给控制器的数据

与第二步相同，排队系统将 3 个数据包推送给控制器接收队列。注意此时将会有两个同步周期的仿真数据同时到达控制器，他们的在队列中的顺序标志了时间。推送完成后，需要更新队头指针，将其后移三位。

控制器同样以网络服务的方式与排队系统进行连接。将控制器拆分为 3 个模块，一是数据同步模块；二是控制算法；三是反馈数据输出和性能曲线绘制。控制器部分的结构图如图 7.6 所示。

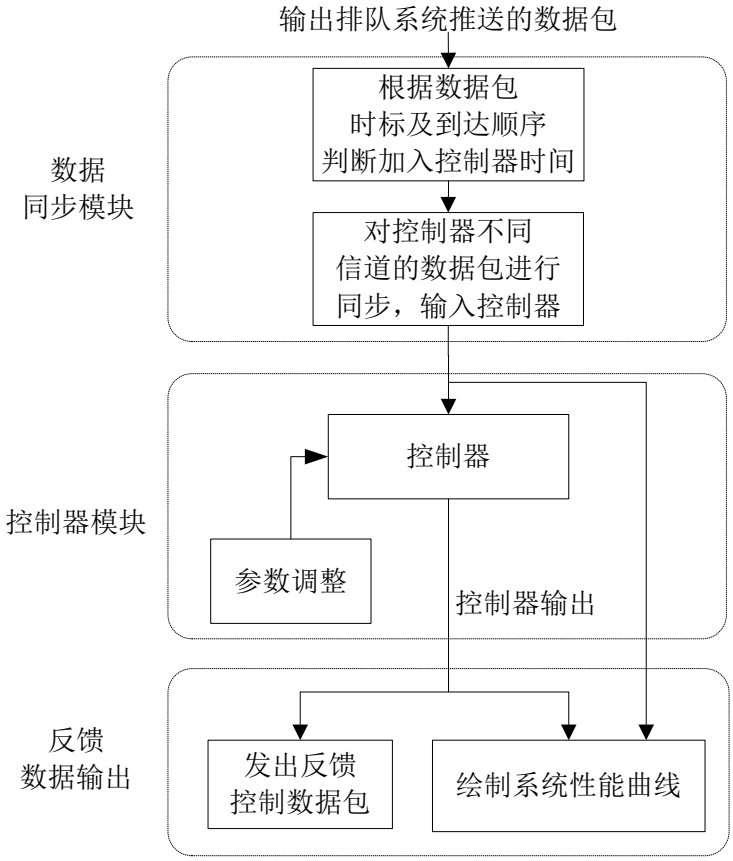


图 7.6 控制器实现原理图

1. 数据同步模块

如第五章、第六章所述，不同信道的监测数据包会在不同时刻到达控制器，需要对不同信道的数据进行同步后输入控制器。由于监测数据包已打上时标，因此同步模块只需判断控制器接收队列内相同时标的数据是否完全到达即可。

2. 控制器模块

控制器模块主要完成对控制算法的输入以及对控制参数的调整，同时根据控制算法输出结果。

3. 数据输出及性能曲线绘制模块

完成将控制器的输出发送至反馈排队系统，同时根据输入的传感器数据及输出的控制器数据绘制控制系统的性能曲线。

下图 7.7 给出控制器的界面图。

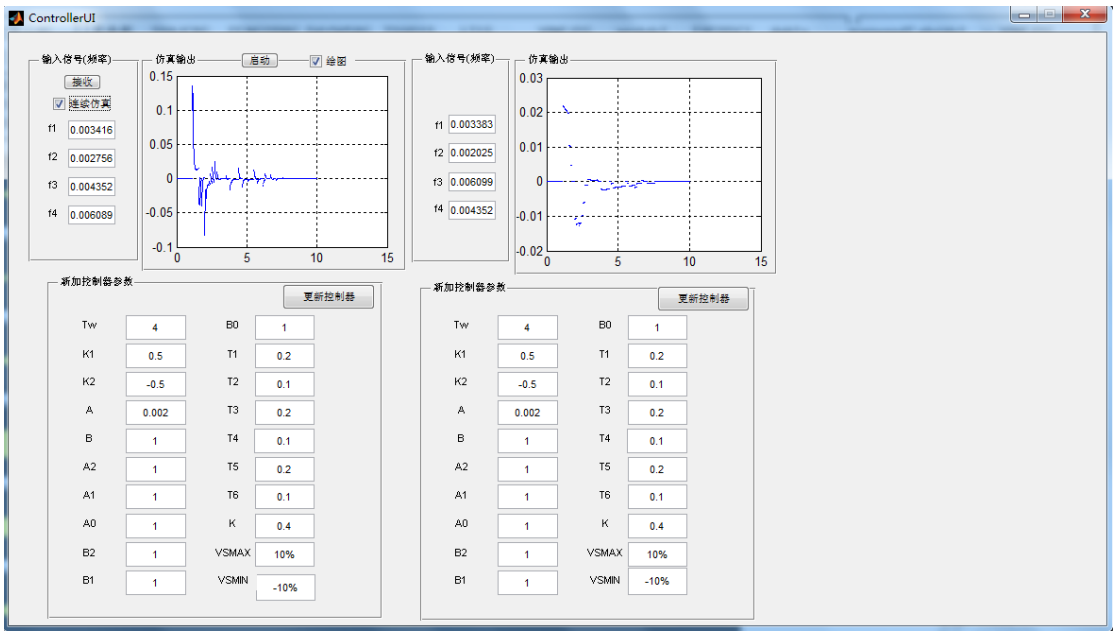


图 7.7 控制器界面图

7.2　南方电网广域闭环阻尼控制案例

7.2.1　广域闭环阻尼控制案例背景

当前的电网系统是由各区域电网组合而成的互联电网，互联电网在运行过程中出现故障或遇到扰动时会出现不同发电机转子之间的不同步现象，即出现相对运动。而这种不同步会造成输电线路上功率的波动，输送功率的波动又会导致相同输电线路上可输送的稳定功率下降，该问题被称为电网低频振荡。

实际电网为了保证电力系统的稳定运行，在输电线路上往往留以很大的余量以应对电网低频振荡，但这样牺牲了电力系统的输电性能。互联电网的低频振荡分为本地振荡和区域振荡两种模式，本地振荡模式涉及的主要是本地区的发电机组，因而可以通过本地控制器进行控制。由于区域振荡模式涉及的发电机分布范围广，而本地控制器基于本地量测信息进行控制，因而对区域振荡无法起到作用。例如现在南方电网中已安装超过 370 台本地控制器，但影响输电极限的主要还是区域间振荡。

互联电网的区域振荡必须通过广域控制才能解决，而广域控制自然以电网采集数据的广域传输和控制为基础。本文采用了清华电机系给出的广域阻尼控制器，

该控制器的原理为通过控制直流系统的输出功率来提高互联电网的阻尼，降低低频振荡。该控制器在实际工程测试中被证明是有效的，可以提高系统阻尼比 10%左右，可增加西电东送稳定极限 650MW，相当于节省一条 500 公里的 500KV 交流输电线，节约建设成本 7~8 亿元（1 公里 500KV 交流输电线的铺设成本 140~170 万元）。

智能电网广域阻尼控制案例既包含电力系统监测数据的传输，又包含电力系统监测数据的处理，同时控制输出还需经过网络系统传输到执行器，因此该系统是一个典型的智能电网监控系统。图 7.8 给出本文采用的南方电网广域阻尼控制案例的示意图：

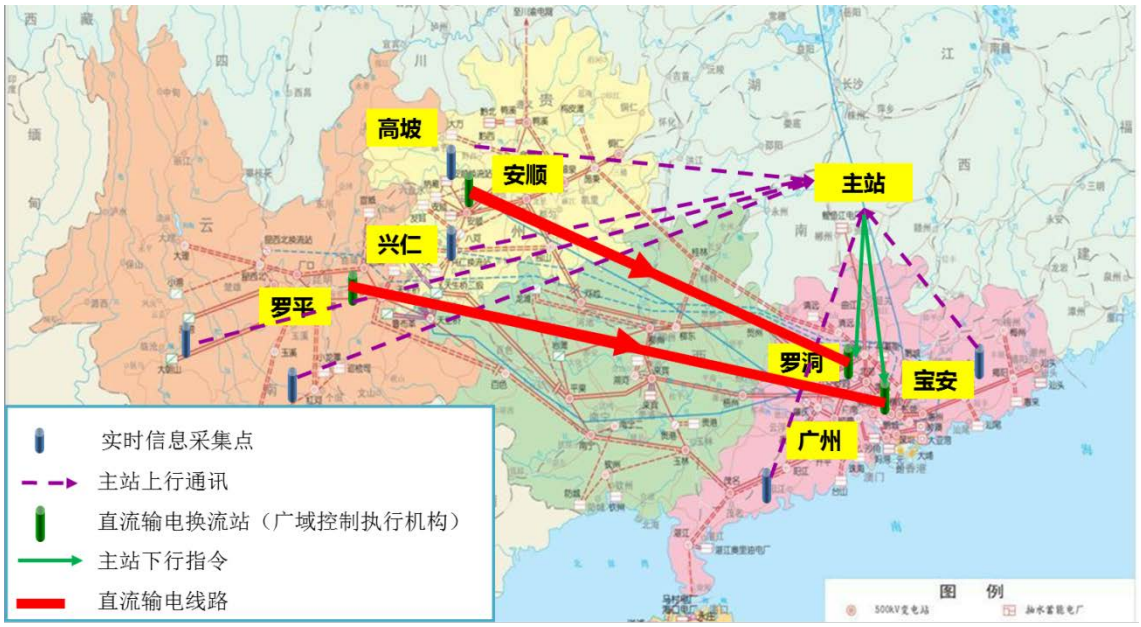


图 7.8 南方电网广域阻尼控制案例示意图

如图 7.8 所示，位于南方电网贵州及广东两个区域的 6 个 PMU 站点周期性的采集电气量测信息将其发送至控制主站，控制主站计算得到区域间的频差信息输入广域阻尼控制器，广域阻尼控制器控制输出给到两个直流整流站，对直流输出功率进行动态调整，减少系统低频振荡。

南方电网的广域阻尼控制系统中存在两种振荡模式[126]，分别是云贵对广东的区域间振荡以及贵州对云南的区域间振荡。云贵对广东的振荡模式控制需要全部 6 个 PMU 节点的监测数据以及兴安直流整流站作为执行器，贵州对云南的振荡模式需要云南和贵州的四个 PMU 节点的监测数据和位于安顺的高肇直流整流站作为执行器。原本计算两个区域间的频差信息只需两个 PMU 的参与，但实际系统为了增加系统的鲁棒性，每个区域增加了一个 PMU 的冗余度。本文只对云贵振荡模式进行了实验研究。

本文采用了如下参数用于表征控制系统的性能：

$$\gamma = \int_{t=0}^{\infty} s^2 dt$$

其中s表示两个区域的频差信号，上述参数越小，则说明频差减小的越快，即控制效果越好。

7.2.2　广域闭环阻尼控制系统实验设计

本文实验中采用了南方电网的实际电力拓扑，包括 220kV 及以上交直流系统的 1070 个交流节点、192 台发电机、1388 条交流线路及约 300 个综合负荷。PMU 监测节点每隔 10 毫秒向控制主站发送监测数据，监测数据包大小设为 1k，控制数据包大小也设为 1k。在仿真时间的第 1 秒，系统加入大扰动使得电网出现区域间低频振荡。假设电力信息网络采用专网和公网混合的网络模式，PMU 监测点未直接连入电力光纤专网，需通过一段公网再接入专网。为了对前文理论进行近一步实证研究，设计了如下四个实验：

一. 取仿真器精度为 1 毫秒，系统同步周期为 10 毫秒，按照 7.1.2 节描述的本文仿真器和现有仿真器的区别，在 10 毫秒整数倍将监测数据加入控制器，同样在 10 毫秒整数倍将控制器输出加入电网仿真器。将控制的效果和本文混合仿真器的控制效果对比。

二. 测试阻尼控制系统对延迟的相应。逐渐增大系统延迟，测试不同延迟下广域控制的实施效果，得到系统时延与控制性能间的大致关系，为实验四中预测混合网络情况下广域监控实施效果提供数据支持。

三. 按照 4.4.2 节相同的网络拓扑模拟公网及 PMU 数据节点，假设 4.2.2 节中的数据分析节点为专网接入点，因此设置的五个中转节点可以减少 PMU 数据到达专网接入点的时间，从而改进控制性能，分别测试采用中转节点和不采用中转节点情况下的控制性能。

四. 将广域阻尼监控系统模型简化为图 6.1 所示模型，采用类似图 6.2 所示简化的网络拓扑模型（图 6.2 基础上加入两个监测器及其链路连入 2 号路由器），加入 BC-pAug89 网络竞争流量，利用第六章方法计算该模型的延迟边界。根据实验一得到的延迟和控制性能之间的关系，预测这种情况下控制系统的最差性能。

由于电力专网的传输性能是可靠及稳定的，实验中直接将专网传输延迟设置为实际测试得到延迟均值。图 7.9 给出南方电网 WAMS 系统上测得保安及兴仁站的 60000 个数据包的延迟情况。可见电力光纤专网的传输延迟波动范围很小，延迟的波动在 56 毫秒至 90 毫秒之间，均值为 68.35 毫秒，方差为 11 毫秒，大部分

的延迟在 60 毫秒~80 毫秒之间，本文实验中专网部分的延迟直接设为 70 毫秒。

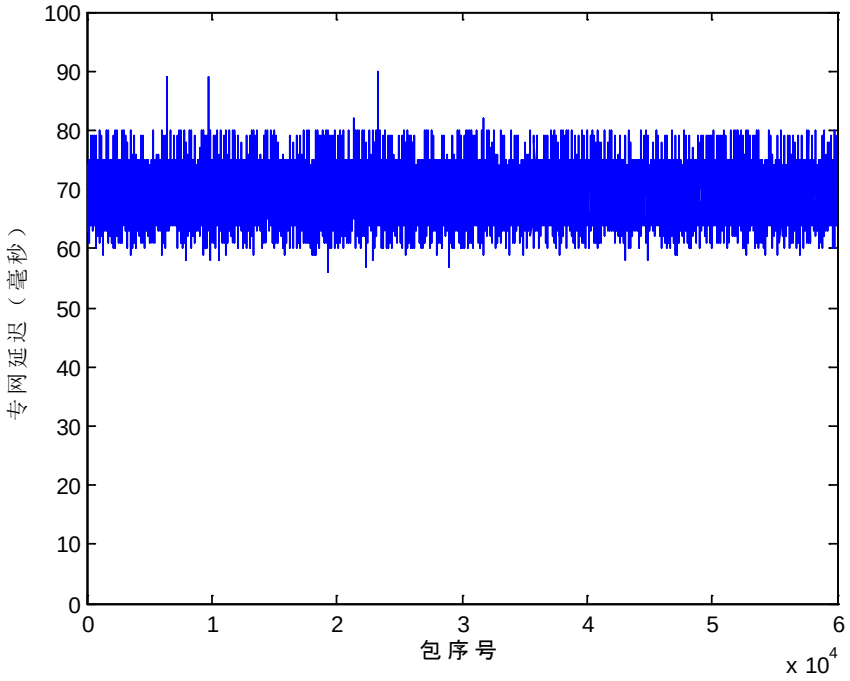


图 7.9 实测 WAMS 系统延迟

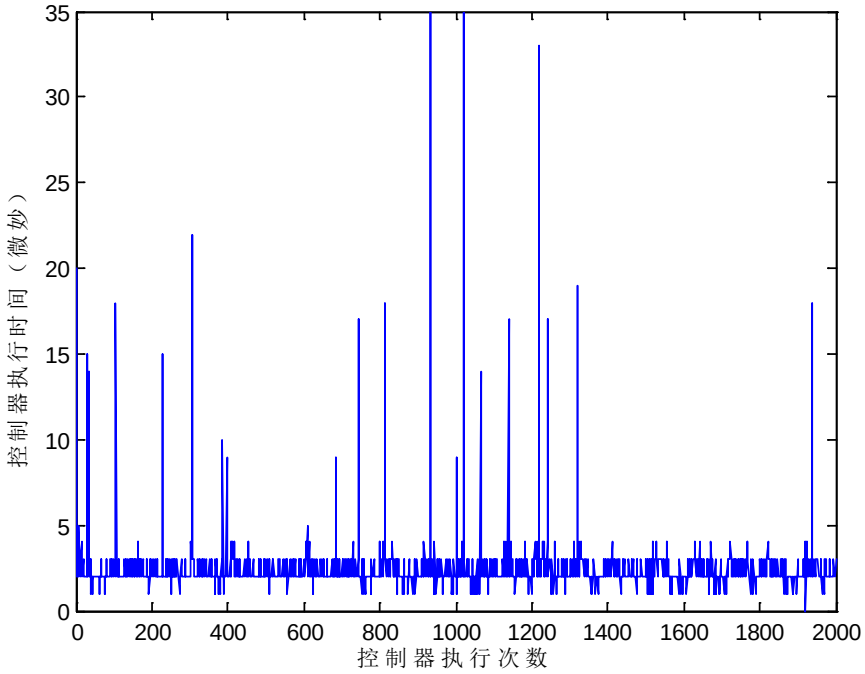


图 7.10 广域控制器执行时间

图 7.10 给出广域控制器执行时间的测试结果，可以看出广域控制器的执行时间在 2 微秒至 35 微秒之间，均值为 2.45 微妙，相对于网络延迟可忽略。因此广域阻尼控制系统适用本文设计的仿真模型，实验中单次计算延迟直接取为 3 微秒。

7.2.3　广域闭环阻尼控制系统实验结果

本文仿真模式下，控制信号将更早作用于电网系统，因而可以得到更好的控制性能，间接反映出本文仿真模式相对于现有仿真模式的改进。图 7.11 给出 7.2.2 节实验一设置下，本文仿真模式相对于现有仿真模式控制性能的改进。

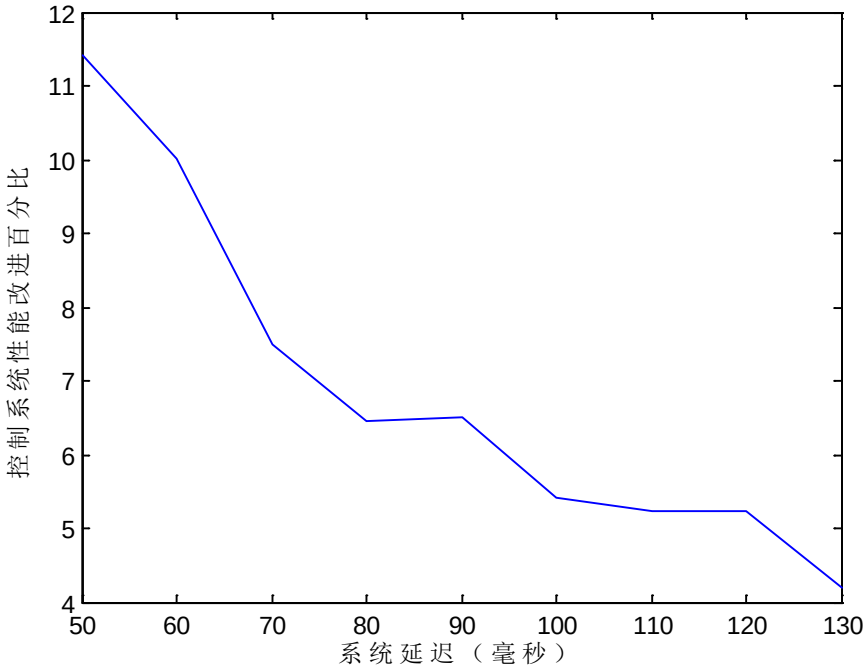


图 7.11 本文仿真模式下控制系统性能改进

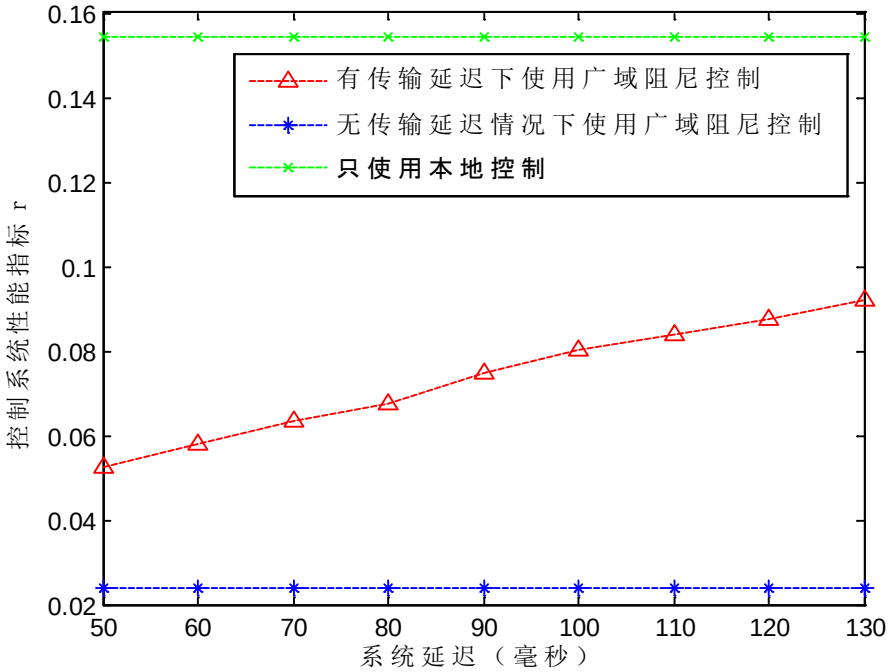


图 7.12 广域控制系统性能随时间延迟变化情况

从图 7.11 可以看出，本文仿真模式下控制系统性能会比现有仿真模式要好，同时这种控制性能的改变随着延迟的增加逐渐减小。这是因为本文仿真模式下控制信号投入电网仿真器至多比现有仿真模式早 20 毫秒，当端到端的系统延迟过大时，这部分提前量产生的性能改进也会逐渐下降。

图 7.12 了给出 7.2.2 节实验二设置下系统控制性能随延迟改变的情况，结果表明使用广域阻尼控制对于系统低频振荡有显著的抑制作用，同时广域阻尼控制的实施效果与系统延迟之间存在正相关，即系统延迟越大，控制效果越差。

图 7. 13 给出 7. 2. 2 节实验三设置下控制系统性能的改变效果，实验中取 PMU 数据包的大小为 1k，专网部分的延迟直接设置为 70 毫秒，在网络仿真器得到公网部分的延迟直接加上 70 毫秒的专网延迟后输入控制器。

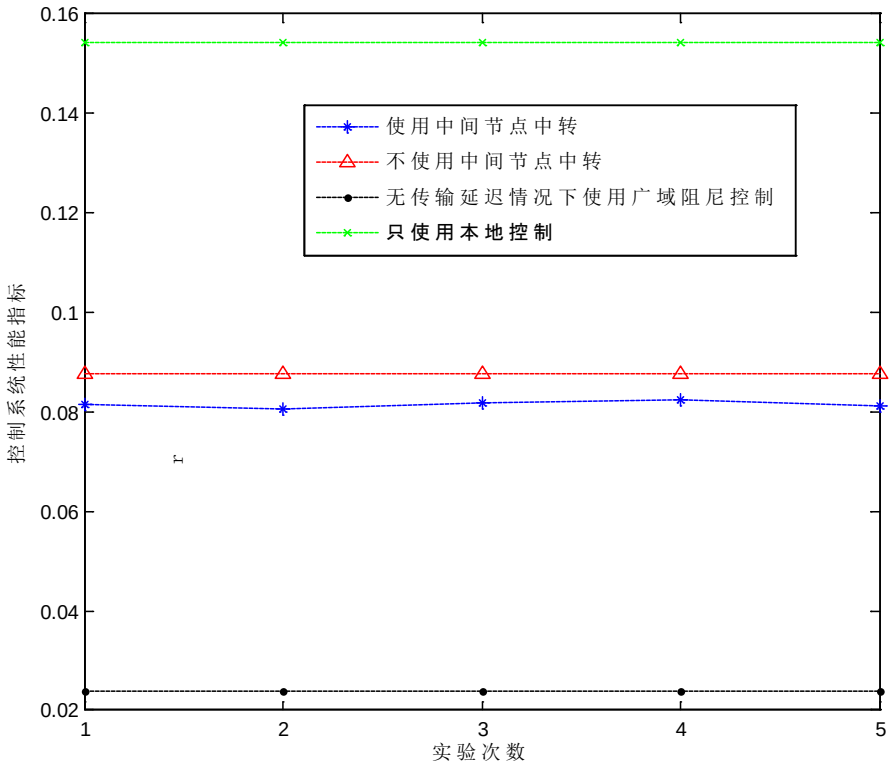


图 7.13 使用中转节点控制系统改进情况

图 7. 13 表明采用中转节点后控制系统性能可以得到改善, 5 次实验的平均性能改进为 7%，在广域控制系统中，7%的性能改进足以产生具大的经济效益。

图 7. 14 给出智能电网阻尼控制系统的等效模型，R1(t)~R4(t)表示云贵振荡模式中需要用到的 4 个 PMU 监测站的周期性电网监测数据，根据实验设置，电网监测数据每 10 毫秒发送 1k，因此到达曲线可以表示为如下形式：

$$\alpha_1(t) = \alpha_2(t) = \alpha_3(t) = \alpha_4(t) = \left\lceil \frac{t}{T} \right\rceil \times 1024 \times 8$$

其中取$T = 10000$微秒，流量到达曲线的单位位 bit，时间 t 的单位为微秒。

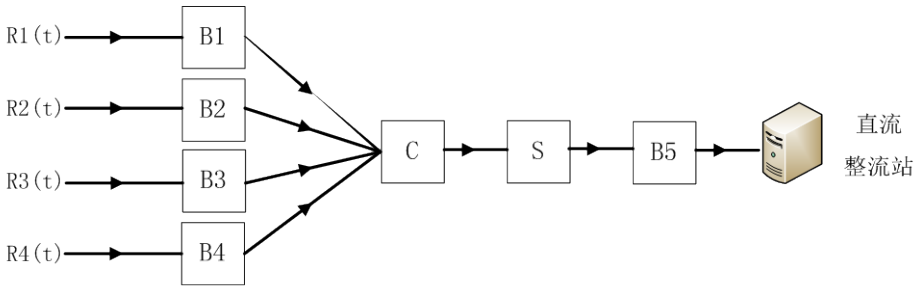


图 7.14 智能电网广域阻尼控制系统等效模型

B1~B4分别表示 4 个 PMU 监测站到控制中心的等价网络服务模型，B5表示控制中心到高肇直流整流站的等价网络服务模型。根据 7.2.2 节实验四设置，可以得到B1~B4的服务曲线如下：

$$\beta_1 = \beta_2 = \beta_3 = \beta_4 = [10t - 3 \times \alpha_1(t)] \otimes [10t - gc(t)]$$

$$\beta_5 = 10t - gc(t)$$

其中$gc(t)$表示广义柯西增量假设下得到的竞争流量模型，取 5.2.2 节时间单位为 0.001 秒情况下的流量到达曲线模型如下：

$$gc(t) \leq \mathrm{t}$$

C 表示控制中心的广域控制器计算服务，根据实验设置，单次计算（即对一个周期监测数据的处理）广域控制器的执行时间为 3 微妙。因此计算服务曲线如下：

$$\mathrm{C(t)} = \frac{t}{3} \times 1024 \times 8 \approx 2730\mathrm{t}$$

S 表示控制器输出数据和输入数据间的缩放函数，根据实验设置，控制数据包的大小为 1k。因此

$$\mathrm{S(a)} = \frac{1}{4}a$$

基于上述模型及参数，采用 6.2.3 节方法可以得到：

$$D_n(t) \leq \frac{1024 \times 8 \times 4}{9} + \frac{1024 \times 8}{10} + 6866 \approx 11326$$

即端到端的延迟上界为 11326 微秒。再加入专网延迟 70 毫秒，得到广域监控系统延迟约为 82 毫秒。根据图 7.12 实验结果得到系统延迟为 82 毫秒时，广域控制的性能指标

$$\gamma = 0.0692$$

图 7.15 给出网络仿真得到的端到端延迟和理论延迟上界的对比，图 7.16 给出将网络仿真结果增加 70 毫秒后导入电网仿真得到的控制效果与理论性能指标的对比。

实验结果表明，本文方法可以很好的结合于实际应用中，可以为未来智能电网监控系统的设计及实施提供理论基础和实验手段。

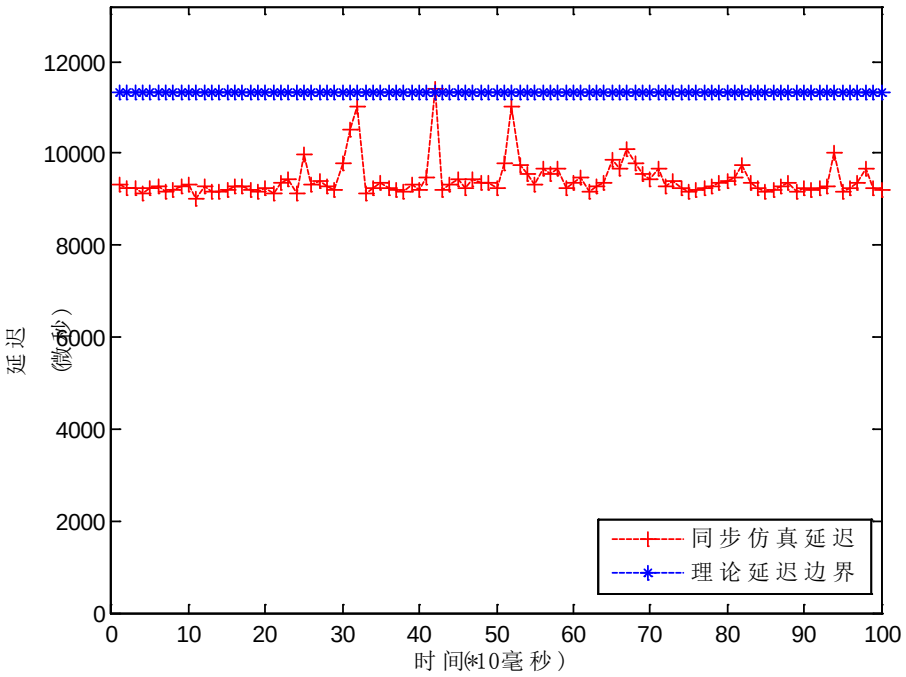


图 7.15 端到端延迟测试结果

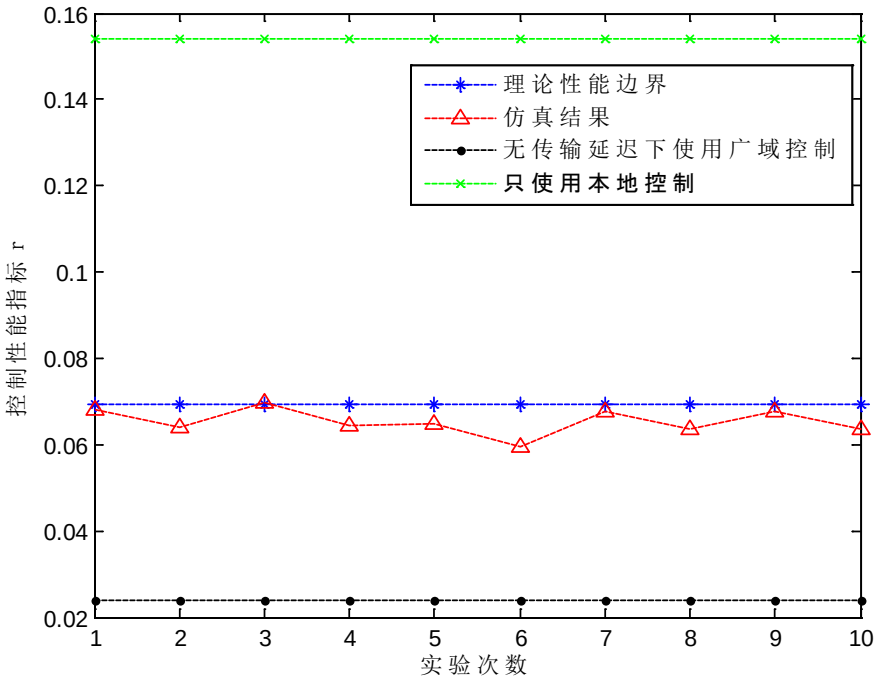


图 7. 15 广域控制性能测试结果

7.3　本章小结

本章首先对智能电网混合仿真器的设计进行了分析，给出了本文设计实现的混合仿真器。在此基础上本章对智能电网广域阻尼控制案例进行了实验研究，运用前文理论对广域控制案例进行了建模和理论分析，并将理论结果与实验结果进行了对比，实验结果表明前文理论研究可以很好的结合于实际应用中。

第8章　总结及未来展望

8.1　全文工作总结

智能电网将现代信息系统融入传统能源网络，使电网具有更好的可控性和可观性，可以解决传统电力系统能源利用率低、互动性差、安全稳定分析困难等问题，因此将对未来经济社会的发展产生巨大推动作用。

监测控制系统是实现电网可观可控性的基础，是实现智能电网的条件。由于智能电网的特点，专网构建模式已不能满足智能电网信息网络的需求，未来智能电网信息网络将从专网走向共享网络，以往智能电网研究多针对专网情况进行讨论，而本文重点研究了共享网络模式下智能电网监控系统的实现和性能分析问题。

本文沿着共享网络模式下智能电网监控系统监测节点如何部署、监测数据如何传输、监控系统端到端性能如何计算、监控系统如何仿真测试这一思路开展研究。论文的主要贡献包括以下五个部分。

本文首先对智能电网监控系统中的一类监测节点选址问题进行了研究，即电能质量监测器的节点选址问题。由于成本约束，不可能在每个电网系统的组件上都安装 PQM，故需要优化 PQM 的部署位置以节约成本。该问题的现有研究工作主要考虑的是在保证电网系统可观性的前提下减少 PMQ 数量，将问题建模为整数线性规划问题进行求解。一方面，现有的优化模型未考虑电能质量事件的定位约束，另一方面，现有算法的效率存在问题。本文构建了电能质量监测节点部署问题的可观测可定位统一约束优化模型并提出了一个快速寻优算法，实验表明该算法较现有算法有很大性能改进。

共享网络模式下，智能电网监测系统的端到端延迟性能无法得到保证，无论是电力专网彻底融合成为公共互联网还是专网公网混合的模式，都需要设计在网络中专门为电力应用服务的节点，用于提高网络的服务质量。该问题可以规约到覆盖网络中转节点选择问题中。现有中转节点的选取方法多基于启发式算法，同时大多数工作仅对中转一次的节点部署问题进行了理论分析。本文将任意中转次数下的中转节点选址问题抽象为图的描述，利用 K 中间点问题证明了该问题的复杂性，并给出了该问题多项式时间算法理论近似比边界，此后设计了一个多项式时间算法并对其近似比进行了理论分析，实验表明该算法优于现有算法。

不同的智能电网监控系统对系统的端到端性能有不同的需求，在共享网络模式下，电力专网仍然可以存在，但其资源是有限的，不可能让所有的智

能电网应用数据都通过专网传输，因此需要对监控系统的总体服务性能进行分析，以决定该类监控系统应采用何种网络配置进行服务。本文将智能电网监控系统描述为同步计算传输系统并提出了针对该系统的统一网络演算模型。该模型分析中的难点之一是计算共享网络模式下网络服务曲线，而问题可以转化为求取共享网络模式下其余应用流量到达曲线。本文提出了基于流量过程增量过程的自相关函数计算流量到达模型的方法，并计算了增量过程为广义柯西过程假设下的网络流量到达模型，实验表明该模型比现有分形布朗模型更符合实际数据。

监控系统端到端性能的重点是端到端的延迟性能，即从监测数据发出到控制数据下达之间的延迟大小。由于同步计算传输系统不同于现有传输系统，因此对现有传输系统进行延迟分析的网络演算方法无法直接用于计算智能电网监控系统延迟上界。本文从理论上对同步计算传输系统的延迟问题进行了分析，证明了同步计算传输系统的时延上界计算问题可以等效为一个一般的图最大/最短路径选取问题，从而给出了计算智能电网监控系统端到端延迟上界的方法，实验表明该方法得到的理论延迟结果和实验测试值很吻合。

智能电网是应用驱动的技术研究，理论研究应于实际应用结合。由于实际的电力系统不可能直接使用未经测试的方法和理论，所以一套综合电力网和通信网的仿真平台是研究智能电网的必须条件。本文的最后一部分设计实现了满足智能电网监控系统仿真需求的电力网通信网混合仿真器，在此基础上以南方电网广域控制系统作为案例在共享网络模式下对前文理论进行了实证研究，实验结果表明前文理论研究可以很好的结合于实际应用中。

8.2　未来工作展望

基于现有工作，后续的研究可以围绕以下两个方面开展。

本文实验中直接采用了贝尔实验室测得的网络流量，而实际应用的网络流量是需要测试的得到的，对网络流量进行建模并快速分析系统端到端延迟将决定智能电网监控系统的路由方式，因此如何在实际系统中部署并实现本文方法将是未来的研究方向之一。

此外，本文研究工作中侧重于对系统性能的分析和预测，但在系统性能优化方面开展的研究较少，只是在中转节点选址问题中涉及到了系统性能的优化。共享网络模式下，如何利用好现有电力专网的特性提高智能电网监控系统的性能也是未来可以开展的研究方向。

参考文献

[1] 曹军威, 万宇鑫, 涂国煜, 等. 智能电网信息系统体系结构研究[J]. 计算机学报, 2013, 1(12): 143-167.

[2] Energy Information Administration of the US Department of Energy.Annual energy review. 2008[R/OL]. http://www.eia.gov/totalenergy/data/annual/previous.cfm

[3] 韩松, 何利铨, 邱国跃. WAMS 研究, 建设与应用的新进展[J]. 电测与仪表, 2011, 48(4): 1-8.

[4] 曹路, 张涛, 汪德星, 等. 华东电网 WAMAP 系统的应用实践[J]. 电力系统自动化, 2008, 32(21): 97-101.

[5] 丁军策, 蔡泽祥, 王克英. 基于广域测量系统的状态估计研究综述[J]. 电力系统自动化, 2006, 30(7): 98-103.

[6] Phadke A G, de Moraes R M. The wide world of wide-area measurement[J]. IEEEPower and Energy Magazine, 2008, 6(5): 52-65.

[7] Anjia M, Jiaxi Y, Zhizhong G. PMU placement and data processing in WAMS that complements SCADA[C]// IEEEPower Engineering Society General Meeting, 2005. 2005: 780-783.

[8] Daneels A, Salter W. What is SCADA[C]//International Conference on Accelerator and Large Experimental Physics Control Systems. 1999: 339-343.

[9] Smith H L, Block W R. RTUs slave for supervisory systems (power systems)[J]. IEEEComputer Applications in Power, 1993, 6(1): 27-32.

[10] Wang Wenye, Xu Yi, Khanna M. A survey on the communication architectures in smart grid[J]. Computer Networks, 2011, 55(15): 3604-3629.

[11] Sauter T, Lobashov M. End-to-end communication architecture for smart grids[J]. IEEE Transactions onIndustrial Electronics, 2011, 58(4): 1218-1228.

[12] Zhong Fan, Kulkarni P, Gormus S, et al. Smart grid communications: Overview of research challenges, solutions, and standardization activities[J]. IEEECommunications Surveys & Tutorials, 2013, 15(1): 21-38.

[13] Chenine M, Al Khatib I, Ivanovski J, et al. PMU traffic shaping in IP-based wide area communication[C]//IEEE5th International Conference on Critical Infrastructure (CRIS), 2010: 1-6.

[14] Chenine M, Karam E, Nordstrom L. Modeling and simulation of wide area monitoring and control systems in IP-based networks[C]//IEEEPower & Energy Society General Meeting 2009, PES'09. 2009: 1-8.

[15] Wu Jianjia, Zhao Wei. WInternet: from net of things to internet of things[J]. Journal of Computer Research and Development, 2013, 50(6): 1127-1134.

[16] 曹惠彬. 国家电网公司“十二五”通信网规划综述[J]. 电力系统通信, 2011, 32(5): 1-6.

[17] Gungor V C, Sahin D, Kocak T, et al. Smart grid technologies: communication technologies and standards[J]. IEEE transactions onIndustrial informatics,2011, 7(4): 529-539.

[18] Zhang Lixia, Deering S, Estrin D, et al. RSVP: A new resource reservation protocol[J]. IEEE Network, 1993, 7(5): 8-18.

[19] Braden R, Clark D, Shenker S. Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview[R/OL].http://tools.ietf.org/html/rfc1633.html

[20] Carlson M, Weiss W, Blake S, et al. An architecture for differentiated services[R/OL]. http://tools.ietf.org/html/rfc2475.

[21] Rosen E, Viswanathan A, Callon R. Multiprotocol Label Switching Architecture[R/OL]. http://tools.ietf.org/html/rfc3031.

[22] Eldery M A, El-Saadany E F, Salama M M A, et al. A novel power quality monitoring allocation algorithm[J]. IEEE Transactions on Power Delivery, 2006, 21(2): 768-777.

[23] Olguin G, Vuinovich F, Bollen M H J. An optimal monitoring program for obtaining voltage sag system indexes[J]. Power Systems, IEEE Transactions on, 2006, 21(1): 378-384.

[24] Won D J, Moon S I. Optimal number and locations of power quality monitors considering system topology[J]. IEEE Transactions on Power Delivery, 2008, 23(1): 288-295.

[25] Reis D C S, Villela P R C, Duque C A, et al. Transmission systems power quality monitors allocation[C]//IEEEPower and Energy Society General Meeting2008-Conversion and Delivery of Electrical Energy in the 21st Century, 2008: 1-7.

[26] Savage S, Collins A, Hoffman E, et al. The end-to-end effects of Internet path selection[C]//ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 1999, 29(4): 289-299.

[27] Andersen D, Balakrishnan H, Kaashoek F, et al. Resilient overlay networks[J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2002, 32(1): 66-66.

[28] Tang L, Huai Y, Zhou J, et al. A measurement study on the benefits of open routers for overlay routing[J]. Journal of Communications, 2009, 4(9): 714-723.

[29] Gummadi P K, Madhyastha H V, Gribble S D, et al. Improving the Reliability of Internet Paths with One-hop Source Routing[C]//OSDI. 2004, 4: 13-13.

[30] Zhu Y, Dovrolis C, Ammar M. Combining multihoming with overlay routing (or, how to be a better ISP without owning a network)[C]//26th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM 2007).2007: 839-847.

[31] Li Z, Mohapatra P. QRON: QoS-aware routing in overlay networks[J]. IEEE Journal onSelected Areas in Communications, 2004, 22(1): 29-40.

[32] Ying B, Chen H, Zhu S. RBLCP: Improved QoS-aware routing algorithm for overlay networks[J]. JOURNAL-ZHEJIANG UNIVERSITY ENGINEERING SCIENCE, 2007, 41(4): 646.

[33] Leland W E, Taqqu M S, Willinger W, et al. On the self-similar nature of Ethernet traffic[C]//ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 1993, 23(4): 183-193.

[34] Borella M S, Uludag S, Brewster G B, et al. Self-similarity of Internet packet delay[C]//IEEE

International Conference onCommunications (ICC'97), 1997, 1: 513-517.

[35] J. Y. L. Boudec, P. Thiran. Network calculus: a theory of deterministic queuing systems for the internet[M]. Springer, 2001.

[36] Hopkinson K, Wang X, Giovanini R, et al. EPOCHS: a platform for agent-based electric power and communication simulation built from commercial off-the-shelf components[J]. IEEE Transactions on Power Systems, 2006, 21(2): 548-558.

[37] Nutaro J, Kuruganti P T, Miller L, et al. Integrated hybrid-simulation of electric power and communications systems[C]//IEEEPower Engineering Society General Meeting. 2007: 1-8.

[38] Lin H, Sambamoorthy S, Shukla S, et al. Power system and communication network co-simulation for smart grid applications[C]//IEEE PESInnovative Smart Grid Technologies (ISGT), 2011: 1-6.

[39] Nutaro J, Kuruganti P T, Protopopescu V, et al. The split system approach to managing time in simulations of hybrid systems having continuous and discrete event components[J]. Simulation, SIMULATION, 2012 88: 281-298

[40] Zhang S, Tong L, Liang X, et al. A novel real-time hybrid simulator base on two personal computers and analog interfaces for data exchange[C]//IEEEPower & Energy Society General Meeting 2009 (PES'09), 2009: 1-7.

[41] Li H J, Tong L, Xie X. A method of fast stability simulation for online transient pre-decision[C]//IEEE/PESTransmission and Distribution Conference and Exhibition: Asia and Pacific, 2005: 1-4.

[42] Wan Yuxin, Cao Junwei, Zhang Suqin, et al. An integrated cyber-physical simulation environment for smart grid applications[J]. Tsinghua Science and Technology, 2014, 19(2): 133-143.

[43] Farhangi H. The path of the smart grid[J]. IEEE Power and Energy Magazine, 2010, 8(1): 18-28.

[44] Kezunovic M. Smart fault location for smart grids[J]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2011, 2(1): 11-22.

[45] Ammer C, Renner H. Determination of the optimum measuring positions for power quality monitoring[C]//IEEE11th International Conference on Harmonics and Quality of Power, 2004: 684-689.

[46] Almeida C F M, Kagan N. Allocation of power quality monitors by genetic algorithms and fuzzy sets theory[C]//IEEE15th International Conference onIntelligent System Applications to Power Systems 2009(ISAP'09), 2009: 1-6.

[47] Ibrahim A A, Mohamed A, Shareef H, et al. Optimal power quality monitor placement in power systems based on particle swarm optimization and artificial immune system[C]//IEEE3rd Conference onData Mining and Optimization (DMO), 2011: 141-145.

[48] Pereira R A F, Da Silva L G W, Mantovani J R S. PMUs optimized allocation using a tabu search algorithm for fault location in electric power distribution system[C]//IEEE/PESTransmission and Distribution Conference and Exposition: Latin

America, 2004: 143-148.

[49] Quanyuan Jiang, Xingpeng Li, Bo Wang,et al. PMU-based fault location using voltage measurements in large transmission networks[J]. IEEE Transactions on Power Delivery, 2012, 27(3): 1644-1652.

[50] Zhou C, Tian L, Hou Y, et al. Fault location estimation based on optimal voltage sag monitoring program[J]. Automation of Electric Power Systems, 2012, 36(16): 102-107.

[51] Labovitz C, Malan G R, Jahanian F. Internet routing instability[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1998, 6(5): 515-528.

[52] Labovitz C, Ahuja A, Jahanian F. Experimental study of internet stability and backbone failures[C]//IEEETwenty-Ninth Annual International Symposium on Fault-Tolerant Computing, 1999: 278-285.

[53] Savage S, Collins A, Hoffman E, et al. The end-to-end effects of Internet path selection[C]//ACM SIGCOMM Computer Communication Review. 1999, 29(4): 289-299.

[54] Andersen D, Balakrishnan H, Kaashoek F, et al. Resilient overlay networks[J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2002, 32(1): 66-66.

[55] Cha M, Moon S B, Park C D, et al. Placing Relay Nodes for Intra-Domain Path Diversity[C]//25th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM). 2006: 1-12

[56] Ratnasamy S, Handley M, Karp R, et al. Topologically-aware overlay construction and server selection[C]//Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM), 2002, 3: 1190-1199.

[57] Zhu Y, Dovrolis C, Ammar M. Combining multihoming with overlay routing (or, how to be a better ISP without owning a network)[C]//26th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM 2007). 2007: 839-847.

[58] R. Cohen and D. Raz, Cohen R, Raz D. Cost effective resource allocation of overlay routing relay nodes[C]//IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM). 2011: 3236-3244.

[59] Amir Y, Danilov C. Reliable communication in overlay networks[C]//43rd Annual IEEE/IFIP International Conference on Dependable Systems and Networks (DSN), 2003: 511-511.

[60] Roy S, Pucha H, Zhang Z, et al. On the placement of infrastructure overlay nodes[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), 2009, 17(4): 1298-1311.

[61] Yang S, Kim Y A, Wang B. Designing infrastructure-based overlay networks for delay-sensitive group communications[C]//IEEEGlobal Telecommunications Conference (GLOBECOM), 2007: 565-570.

[62] Park K, Kim G, Crovella M E. Effect of traffic self-similarity on network performance[C]//Voice, Video, and Data Communications. International Society for Optics and Photonics, 1997: 296-310.

[63] Cruz R L. A calculus for network delay. Part I: Network elements in isolation[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1991, 37(1): 114-131.

[64] R. L. Cruz. A Calculus for Network Delay, Part Ii: Network Analysis[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1991, 37(1):132-141

[65] Parekh A K, Gallager R G. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single-node case[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking (ToN), 1993, 1(3): 344-357.

[66] Parekh A K, Gallagher R G. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the multiple node case[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), 1994, 2(2): 137-150.

[67] Chang C S. Stability, queue length, and delay of deterministic and stochastic queueing networks[J]. IEEE Transactions on Automatic Control, 1994, 39(5): 913-931.

[68] Chang C S. Deterministic traffic specification via projections under the min-plus algebra[C]//Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM), 1999, 1: 43-50.

[69] Cruz R L. Quality of service guarantees in virtual circuit switched networks[J]. IEEE Journal onSelected Areas in Communications, 1995, 13(6): 1048-1056.

[70] J. Y. L. Boudec. Network Calculus Made Easy[R/OL].

http://www.researchgate.net/publication/2657768_Network_Calculus_Made_Easy

[71] Le Boudec J Y. Application of network calculus to guaranteed service networks[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1998, 44(3): 1087-1096.

[72] Le Boudec J Y, Charny A. Packet scale rate guarantee for non-fifo nodes[C]// Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM), 2002, 1: 84-93.

[73] Cruz R L. Quality of service guarantees in virtual circuit switched networks[J]. IEEE Journal onSelected Areas in Communications, 1995, 13(6): 1048-1056.

[74] Cruz R L. Quality of service management in integrated services networks[J]. 1st Semi-Annual Research Review, 1996:1-9.

[75] Wang K, Ciucu F, Lin C, et al. A stochastic power network calculus for integrating renewable energy sources into the power grid[J]. IEEE Journal onSelected Areas in Communications, 2012, 30(6): 1037-1048.

[76] Wang K, Low S, Lin C. How stochastic network calculus concepts help green the power grid[C]//IEEE International Conference onSmart Grid Communications (SmartGridComm), 2011: 55-60.

[77] Jiang Y, Liu Y. Stochastic network calculus[M]. Heidelberg: Springer, 2008.

[78] F. Baccelli, G. Cohen, et al. Synchronization and Linearity : An Algebra for Discrete Event Systems[M]. Wiley and Sons, 1992

[79] Kolokol'cov V N, Maslov V P. Idempotent analysis and its applications[M]. Springer, 1997.

[80] Fidler M, Schmitt J B. On the way to a distributed systems calculus: An end-to-end network calculus with data scaling[C]//ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review, 2006,

34(1): 287-298.

[81] Ciucu F, Schmitt J, Wang H. On expressing networks with flow transformations in convolution-form[C]//IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM), 2011: 1979-1987.

[82] Yin Q, Jiang Y, Jiang S, et al. Analysis on generalized stochastically bounded bursty traffic for communication networks[C]//27th Annual IEEE Conference onLocal Computer Networks, 2002: 141-149.

[83] Yaron O, Sidi M. Performance and stability of communication networks via robust exponential bounds[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1993, 1(3): 372-385.

[84] Starobinski D, Sidi M. Stochastically bounded burstiness for communication networks[C]// Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM),1999, 1: 36-42.

[85] 林元烈. 应用随机过程[M]. 清华大学出版社有限公司, 2002.

[86] Mandelbrot B B. The fractal geometry of nature[M]. Macmillan, 1983.

[87] Li M. Fractal time series—a tutorial review[J]. Mathematical Problems in Engineering, 2010:1-26

[88] Constantine A G, Hall P. Characterizing surface smoothness via estimation of effective fractal dimension[J]. Journal of the Royal Statistical Society. Series B (Methodological), 1994: 97-113.

[89] Hall P, Roy R. On the relationship between fractal dimension and fractal index for stationary stochastic processes[J]. The Annals of Applied Probability, 1994: 241-253.

[90] Gneiting T, Schlather M. Stochastic models that separate fractal dimension and the Hurst effect[J]. SIAM review, 2004, 46(2): 269-282.

[91] Lim S C, Li M. A generalized Cauchy process and its application to relaxation phenomena[J]. Journal of Physics A: Mathematical and General, 2006, 39(12): 2935-2951

[92] Li M, Lim S C. Modeling network traffic using generalized Cauchy process[J]. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2008, 387(11): 2584-2594.

[93] Li M. Generation of teletraffic of generalized Cauchy type[J]. Physica Scripta, 2010, 81(2): 1-10.

[94] Wolpert R L, Taqqu M S. Fractional Ornstein–Uhlenbeck Lévy processes and the Telecom process: Upstairs and downstairs[J]. Signal Processing, 2005, 85(8): 1523-1545.

[95] Lim S C, Muniandy S V. Generalized Ornstein–Uhlenbeck processes and associated self-similar processes[J]. Journal of Physics A: Mathematical and General, 2003, 36(14): 3961.

[96] Ming Li. Self-similarity and long-range dependence in teletraffic[C]//Proceedings of the 9th WSEAS international conference on Multimedia systems & signal processing, 2009: 1-6

[97] Mandelbrot B B, Van Ness J W. Fractional Brownian motions, fractional noises and applications[J]. SIAM review, 1968, 10(4): 422-437.

[98] Fonseca N L S, Mayor G S, Neto C A V. On the equivalent bandwidth of self-similar sources[J]. ACM Transactions on Modeling and Computer Simulation (TOMACS), 2000, 10(2): 104-124.

[99] Erramilli A, Narayan O, Neidhardt A, et al. Performance impacts of multi-scaling in wide area TCP/IP traffic[C]//Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies(INFOCOM), 2000, 1: 352-359.

[100] Erramilli A, Narayan O, Neidhardt A, et al. Multi-scaling models of TCP/IP and sub-frame VBR video traffic[J]. Journal of Communications and Networks, 2001, 3(4): 383-395.

[101] C. A. V. Melo and N. L. S. da Fonseca. Statistical Multiplexing of Multifractal Flows[C]//Proc. IEEE ICC'04, 2004: 1135–40.

[102] Melo C A V, Da Fonseca N L S. Envelope process and computation of the equivalent bandwidth of multifractal flows[J]. Computer Networks, 2005, 48(3): 351-375.

[103] Liebeherr J, Burchard A, Ciucu F. Delay bounds in communication networks with heavy-tailed and self-similar traffic[J].IEEE Transactions on Information Theory, 2012, 58(2): 1010-1024.

[104] Gallardo J R, Makrakis D, Orozco-Barbosa L. Use of alpha-stable self-similar stochastic processes for modeling traffic in broadband networks[C]//SPIE Symposium on Voice, Video and Data Communications. 1998: 281-296.

[105] Lopez-Guerrero M, Orozco-Barbosa L, Makrakis D. Probabilistic envelope processes for α-stable self-similar traffic models and their application to resource provisioning[J]. Performance Evaluation, 2005, 61(2): 257-279.

[106] 刘媛媛, 段义隆, 李佳. 智能电网的配电可靠性与电能质量问题研究[C]//第 29 届中国控制会议（CCC），2010：1-5

[107] 林海雪. 现代电能质量的基本问题[J]. 电网技术, 2001, 25(10): 5-12.

[108] Pan R, Zhu D M, Ma S H, et al. Approximated computational hardness and local search approximated algorithm analysis for k-median problem[J]. Journal of Software, 2005, 16(3): 392-399.

[109] Arya V, Garg N, Khandekar R, et al. Local search heuristics for k-median and facility location problems[J]. SIAM Journal on Computing, 2004, 33(3): 544-562.

[110] 14 Bus Power Flow Test Case[EB/OL]http://www.ee.washington.edu/research/pstca/

[111] Reis, D. C. S., "Um Algoritmo Branch and Bound para o Problema da Alocação Ótima de Monitores de Qualidade de Energia Elétrica em Redes e Transmissão," Masters dissertation, Electrical Engineering, Universidade Federal de Juiz de Fora, August, 2007.

[112] Srinivas M, Patnaik L M. Adaptive probabilities of crossover and mutation in genetic algorithms[J]. IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics,1994, 24(4): 656-667.

[113] Wang S Y, Chou C L, Huang C H, et al. The design and implementation of the NCTUns 1.0 network simulator[J]. Computer networks, 2003, 42(2): 175-197.

[114] EstiNet[EB/OL]. http://www.estinet.com/

[115] Kent J T, Wood A T A. Estimating the fractal dimension of a locally self-similar Gaussian process by using increments[J]. Journal of the Royal Statistical Society. Series B (Methodological), 1997: 679-699.

[116] Cavanaugh J E, Wang Y, Davis J W. Locally self-similar processes and their wavelet analysis[J]. Handbook of statistics, 2003, 21: 93-135.

[117] Li M, Zhao W. Representation of a stochastic traffic bound[J]. IEEE Transactions onParallel and Distributed Systems, 2010, 21(9): 1368-1372.

[118] Li M, Zhao W, Cattani C. Delay bound: fractal traffic passes through network servers[J]. Mathematical Problems in Engineering, 2013.1-15.

[119] Kantelhardt J W, Koscielny-Bunde E, Rego H H A, et al. Detecting long-range correlations with detrended fluctuation analysis[J]. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2001, 295(3): 441-454.

[120] RandomFields[EB/OL]. http://cran.r-project.org/web/packages/RandomFields/index.html

[121] J. Nutaro, P. T. Kuruganti, L. Miller, et al. Integrated hybrid-simulation of electric power and communications systems[C]//IEEE Power Engineering Society General Meeting, 2007: 1-8

[122] T. Godfrey, S. Mullen, R. C. Dugan, et al. Modeling smart grid applications with co-simulation[C]//1st IEEE Int. Conf. on Smart Grid Communications, 2010: 291-296

[123] V. Liberatore and A. Al-Hammouri, Smart grid communication and Co-simulation[C]//IEEE Energytech, 2011: 1-5

[124] H. Lin, S. Sambamoorthy, S. Shukla, et al. Power system and communication network co-simulation for smart grid applications[C]//IEEE Power & Energy Society General Meeting - Innovative Smart Grid Technologies (ISGT), 2011: 1-6

[125] K. Mets, T. Verschueren, C. Develder, et al. Integrated simulation of power and communication networks for smart grid applications[C]//IEEE 16th Int. Workshop on Computer Aided Modeling and Design of Communication Links and Networks, 2010: 61-65

[126] 李鹏, 吴小辰, 李立涅, 等. 南方电网广域阻尼控制系统及其运行分析[J]. 电力系统自动化, 2009 (18): 52-56.

致　谢

衷心感谢导师清华大学自动化系李军研究员对我的精心指导。为人师表重在以身作则，五年多来我深深感受到李老师在学术上严谨求实的精神、科研上认真负责的态度以及事业上孜孜不倦的追求，在清华的学习中遇到李老师是我的幸运。

衷心感谢清华大学自动化系曹军威副研究员对我学术上的指导和生活上的关怀。曹老师为人热情和蔼，为师为学严谨求真，对待工作兢兢业业，对待学生关怀备至。博士学习的五年多时间，曹老师是我亦师亦友的领路人，他学术上的不倦追求、工作上的拼搏精神以及生活上的积极心态使我终身受益。

衷心感谢纽约大学计算机系、清华大学 IV 讲习教授组成员李克勤教授对我科研和论文工作上的指导和帮助。

衷心感谢华东师范大学信息科学技术学院李明教授在分形理论上对我的指导。

感谢清华大学计算机系陈震老师，实验室的张帆、王震、李俊伟、陈伟、陈硕、涂国煜、阳子靖、刘鸿年等同学在论文工作中与我的讨论和帮助，博士期间与你们相处非常愉快。

最后深深地感谢无私爱我、支持我的家人，我的父母、爱人在生活和精神上给了我巨大的支持，让我可以专心进行博士论文的相关工作，我的每一点成绩都包含你们在背后的默默付出。

声明

本人郑重声明：所呈交的学位论文，是本人在导师指导下，独立进行研究工作所取得的成果。尽我所知，除文中已经注明引用的内容外，本学位论文的研究成果不包含任何他人享有著作权的内容。对本论文所涉及的研究工作做出贡献的其他个人和集体，均已在文中以明确方式标明。

签名：_____日期：____

个人简历、在学期间发表的学术论文与研究成果

个人简历

1987 年 2 月出生于江西省南昌市。

2004 年 8 月考入清华大学自动化系自动化专业，2008 年 7 月本科毕业并获得工学学士学位。

2008 年 8 月入伍，2008 年 7 月至 2009 年 7 月在中国人民解放军信息工程大学学习培训。

2009 年 9 月进入清华大学自动化系攻读控制科学与工程专业博士学位至今。

发表的学术论文

[1] Y Wan, J Cao, K He, H Zhang, P Yu, S Yao and K Li, “Node Placement Analysis for Overlay Networks in IoT Applications”, International Journal of Distributed Sensor Networks, Volume 2014: 1-12.（SCI、EI源刊，影响因子0.923）

[2] Y Wan, J Cao, S Zhang, G Tu, C Lu, X Xu and K Li, “An Integrated Cyber-Physical Simulation Environment for Smart GridApplications”, Tsinghua Science and Technology, 19(2): 133-143, 2014.（EI 期刊）

[3] Y Wan, J Cao, H Zhang, Z Zhu and S Yao, “Optimization of the power quality monitor number in smart grid”, Accepted by IEEE SmartGridComm 2014. （EI 检索）

[4] 曹军威，万宇鑫，涂国煜，张树卿，夏艾瑄，刘小非，陈震，陆超，“智能电网信息系统体系结构研究”，计算机学报，36(1)：143-167，2013。（EI 期刊）

[5] W Chen, J Cao, and Y Wan.“QoS-Aware Virtual Machine Scheduling for Video Streaming Services in Multi-Cloud”. Tsinghua Science and Technology, Special Section on Cloud Computing, 18(3): 308-317, 2013.（EI 期刊）

[6] J Cao, S Chen, Y Wan, and W Chen, “Enabling Distributed Computing Systems with elop”, Proc. 3rd Int. Conf. on Networking and Distributed Computing, Hangzhou, China, 49-53, 2012.（EI 检索）

申请的专利

[8] J Cao and Y Wan, “A Job Scheduler Architecture To Optimize Local And Outbound

Resources In Cloud Computing", 国际发明专利（导师一作），申请号：PCT/CN2012/078095，US-14/000,377，公开号：WO/2014/005277

在学期间获得的主要奖励

[1] 2010 年获选 Google Summer of Code 2010

[2] 2012 年获清华大学一二九辅导员奖

在学期间参与的科研项目

[7] 国家自然科学基金委重点项目“智能电网信息系统的体系结构和验证环境”（No. 61233016），2013年1月到2017年12月

[8] 国家重点基础研究发展计划（973计划）项目“源-网-荷协同的智能电网能量管理和运行控制基础研究”（No. 2013CB228206），2013年3月至2018年3月

[9] 国家重点基础研究发展计划（973计划）项目“物联网基础理论及设计方法研究”（No.2011CB302805），2011 年 1 月至 2013 年 8 月

[10]南方电网公司重大科技项目“深圳电网电能质量综合治理研究与工程示范”（K-SZ2012-026），2013年1月到2015年6月