

摘 要

城市交通不仅直接影响着城市经济的发展也和城市居民的生活休戚相关。近年来,交通拥挤以及由此带来的经济损失和环境污染等问题使得各国政府面临严峻考验。如何对城市交通流进行合理科学的调控与管理是全球交通工程和理论界的焦点所在,而城市交通网络信号优化又是其中一个重要的发展方向。本文以 Singh 和 Tamura 的模型为基础对实际单路口及多路口网络分别进行建模,并采用大系统的降阶思想编写了算法对它们进行仿真。结果表明该优化算法在一定程度上对排队对长进行了有效的疏散。

西北工业大学空中交通管理系统研究所几年来一直致力于城市道路交通方面的研究和城市智能交通控制系统(ITS)的技术开发,硕果累累,其中多项已用于全国多个城市,取得了良好的经济和社会效益。本文介绍了具备网络控制功能的新一代 XATM 智能交通信号机,该信号机是根据中国城市道路交通的实际情况对国外同类产品扬长避短开发而成。重点介绍了基于智能信号机的 CAN 总线通讯系统的软硬件开发。

关键词: 城市交通网络, 交通流, 城市智能交通控制系统, 优化, 智能交通信号机, CAN 总线

Abstract

Urban traffic has both direct effect on economy of the city and close relationship with the citizens. For the moment, traffic congestion, economic loss and pollution that are resulted from traffic congestion are big problems which governments around the world are faced with. The researchers and engineers in the field of the traffic engineering are focusing on how to regulate and control the traffic flow properly and scientifically. And optimization for urban road traffic networks is an important branch. On the basis of the model of Singh and Tamura, this paper proposes models of several practical systems, including a complex junction and two networks. Hierarchical algorithms and simulation results are also presents in this paper. We can draw a conclusion that queues can be effectively dissipated in a certain degree by using this optimal control.

Air Traffic Management Institute of NPU has being engaged with researches on urban traffic control and ITS for years. And it has achieved lots of productions. A new type of Traffic Signal Machine named XATM—IV is introduced in this paper and emphasis is put on the hardware and software designs of CAN Bus communication system that is attached to XATM—IV.

Key word: urban traffic network, traffic flow, ITS, optimization, intelligent traffic signal machine, CAN bus

目 录

第一章 绪 论	1
1.1 国内外交通现状.....	1
1.2 城市交通信号控制系统.....	3
1.3 城市交通网络信号优化理论的发展概况.....	5
1.4 论文要解决的问题及工作要点.....	5
第二章 交通流理论	7
2.1 交通流理论研究进展概述.....	7
2.2 交通流的基本概念及特性.....	8
2.2.1 交通流的基本参数.....	8
2.2.2 三参数之间的基本关系.....	9
2.3 交通流理论的基本理论.....	11
2.3.1 交通流的统计分布.....	11
2.3.2 跟驰理论.....	13
2.3.3 排队论.....	15
2.3.4 流体力学模拟理论.....	17
2.3.5 其他理论模型.....	20
第三章 城市交通网络信号控制系统	22
3.1 信号控制的基本概念.....	22
3.1.1 信号相位和饱和度.....	22
3.1.2 控制参数.....	23
3.1.3 交通信号控制系统的分类.....	24
3.1.4 信号控制的评价指标.....	26
3.2 信号控制系统配时方法.....	27
3.2.1 单交叉口信号配时.....	27
3.2.2 干线交通信号配时.....	28
3.3 城市交通网络信号控制系统.....	31
3.3.1 控制系统分类.....	31

3.3.2 城市交通网络信号控制系统的配时.....	33
第四章 城市交通网络信号优化.....	34
4.1 SINGH 和 TAMURA 的过饱和城市交通网络模型.....	34
4.1.1 过饱和单交叉口动态优化模型.....	34
4.1.2 过饱和网络动态优化模型.....	37
4.2 SINGH 和 TAMURA 网络模型的求解.....	39
4.3 实例仿真.....	42
4.3.1 复杂单交叉口动态优化.....	42
4.3.2 两交叉口网络.....	46
4.3.3 三交叉口网络优化.....	48
4.4 模型讨论.....	52
第五章 XATM-V 型智能信号机的 CAN 总线通讯系统设计.....	54
5.1 XATM-V 型智能信号机简介.....	54
5.1.1 信号机系统设计.....	54
5.1.2 信号机实现功能.....	55
5.1.3 信号机的特点.....	57
5.2 CAN 总线通信系统硬件设计.....	58
5.2.1 通信系统总体结构.....	58
5.2.2 CAN 模块构成.....	60
5.2.3 节点开发.....	61
5.2.4 上位机适配卡开发.....	62
5.3 CAN 总线通信系统软件设计.....	64
5.3.1 初始化程序.....	66
5.3.2 发送程序.....	68
5.3.3 接收程序.....	70
5.3.4 数据溢出处理程序.....	72
总结与展望.....	74
致 谢.....	75
参 考 文 献.....	76

第一章 绪 论

随着社会经济的发展、城市化进程的加快和机动车辆的迅猛增加,城市交通问题日益严重。城市交通拥挤不仅造成交通事故频发、车辆延误增大,而且进一步带来能源浪费和环境污染的增加,造成了不良的社会经济后果。目前,城市交通拥挤已是全球性的“城市病”之一,是全球经济发展的瓶颈问题。为了提高交通网络使用效率,解决交通拥挤和交通安全问题,世界各国在对交通流进行有效管理方面投入了大量的研究,城市交通网络信号优化是其中一个非常重要的领域。

1.1 国内外交通现状

一、国外城市交通现状

交通系统是一个极其复杂的大系统,与社会经济发展和人民生活休戚相关。由于各方面的原因,世界各国间的交通系统发展状况千差万别。总体说来,发达国家(美国、西欧、日本)的交通基础设施要优于发展中国家,智能化相应较高,但道路的饱和度也较高。

美国当前城市交通系统存在以下几个主要的问题:首先是安全问题,美国每年由于交通事故死亡约 40 000 人,受伤约 1 600 000 人,经济损失达 1 560 亿美元;其次是交通堵塞、拥挤问题,美国每年由此导致的生产力损失达 1 000 亿美元;另外还有由堵塞造成的油料浪费,仅此项每年浪费 7 亿 5 千万加仑,预计 2005 年将超过 20 亿加仑[1],这势必加剧资源不足问题。

日本东京的铁路和道路网都十分发达,但东京的城市交通却面临着极其严峻的局面。首都高速道路的最大拥挤长度为 9.87km,最长拥挤时间 17h,几乎是终日处于拥挤状态。其每年因交通拥挤造成交通参与者的时间损失相当于 123 000 亿日元[2]。

再看东南亚一些发展中国家的交通情况。80 年代中后期,泰国等国经济迅猛发展,1986~1993 年每千人的汽车占有量急剧增加。泰国由 23.1 增至 70.0,印度尼西亚由 13.1 增至 18.1,菲律宾由 15.8 增至 32.4[1]。汽车拥有量增加的同时,基础设施和交通管理却没有相应的发展,致使曼谷和其他一些东南亚城市交通非常拥挤。

二、我国城市交通现状

我国城市化水平和汽车化水平都远远不如工业化国家,但大城市交通拥堵以及能源、环境问题却相当严重。国内百万人以上的大城市每年由于交通拥挤带来的直接间接经济损失达 1600 亿元,相当于国内生产总值的 3.2%[3][4]。

如北京,1996 年全市共发生拥挤堵塞 16 798 起,市区严重拥堵路口、路段从 1994 年的 36 处猛增到 99 处。市区高峰期每小时机动车流量超过 1 万辆的路口已达 27 个,主要道路平均负荷度高达 95%以上。机动车车速下降到 12km/h,个别路段时速仅为 7~8km/h。汽车尾气排放量 CO_2 已超过其总量的 50%[5]。

在古城西安,车辆迅速增加,交通压力严峻。车速从 1988 年的 21.2km/h 下降到目前的 12km/h[6],城区车速下降到 8~9km/h,高峰时更低。交通拥挤的同时也增加了事故:1996 年全市共发生交通事故 3387 起,死亡 470 人,平均每天有 1.3 人死于车祸,伤残 1781 人,直接经济损失 1300 万元以上。综合各种因素,西安市每年由于交通拥挤所造成的经济损失高达数十亿元。

三、我国城市交通面临的问题

(1)城市道路基础设施严重落后

城市发展模式与一定的城市经济水平、交通工具体系密切相关。过去我国城市主要是建立在以公共交通、非机动车交通和步行为主要交通方式的基础上,因此,城市布局紧凑、城市交通用地较少。

	道路面积率 (%)	人均道路面积 (m^2)	路网密度 (km/km^2)
发达国家	25%~35%	30	20
中国	4%~15%	3~7	5~7

(2)汽车拥有量增长速度快

1983 年全国城市机动车保有量近 200 万辆,比 1997 年几乎翻了一番;1994 年城市机动车保有量已近 500 万辆,又比 1983 年翻了一番多,约占全国机动车总数的 50%。近年来,全国机动车的年平均增长率达到 15% (不包括摩托车),个别城市高达 30%。近 10 年来,私人汽车的数量成倍增长,到 1993 年北京私人汽车拥有量约 10 万辆,占北京汽车总量的 17%[2]。

(3)交通管理和控制水平低

我国城市交通管理和交通安全的现代化设施极少[7]。以北京和东京比较,

两市都有一个交通管制中心，但北京交通管制中心管理的路口数目仅是东京的 3%，交通标志的数目是东京的 7%，人行横道数是东京的 4.8%，人行天桥是东京的 3.6%，地下人行过街是东京的 5%。我国的交通事故率居高不下，万车事故死亡率北京为 6 人（国内最小），而东京是 1.9 人，美、澳和英国分别为 2.6 和 2.7。

1.2 城市交通信号控制系统

尽管各国交通系统都面临严峻挑战，人均道路面积缺乏，但是单纯依靠大幅度增加修建道路的投资无法解决所面临的困境。因此，从软件设施上入手对交通流进行科学的组织与管控，充分发挥现有交通网络的通行潜力，最大程度上使交通流做到有序流动成为解决交通拥堵的主要方法。城市交通信号控制系统成为发展的必然。

一、城市交通信号控制系统的演变

1868 年英国伦敦首次使用的燃气色灯信号是交通控制思想的雏形。1926 年在英国等国家出现了简单的自动信号机，标志着真正意义上的交通控制系统的形成。从此，城市交通信号机由手动到自动，交通信号有固定周期到可变周期，从无车辆检测器到有车辆检测器，经历了近百年的发展。在系统控制方式上，最初是定时控制的交通控制系统，其中包括单时段定周期控制机，多时段定周期控制机，感应式信号控制机。这些路口信号机自成系统，相互之间没有通信联系和协调关系，虽然使单个路口的交通流得到一定程度的改善，然而却常常导致相邻路口甚至整个网络内的交通流更加拥挤[8]。于是人们又重点研究具有网络协调、控制功能的交通信号控制系统。

1963 年加拿大多伦多市建立了一套使用 IBM650 型计算机的集中协调感应控制信号系统，标志着城市交通信号控制系统的发展进入了一个新阶段。之后，美国、英国、日本、澳大利亚等国相继建成数字电子计算机网络控制系统，这种系统一般还配备交通监视系统组成交通管制中心。到 80 年代初，全世界建有交通管制中心的城市有 300 多个。

二、典型城市交通信号控制系统简介

随着计算机技术和自动控制技术的发展，以及交通流理论的不断发展和完善，交通运输组织与优化理论的不提高，交通管制中心的功能得到了增强，控制手

段也越来越先进，形成了多种城市交通信号控制系统--澳大利亚的 SCAT 系统、加拿大的 RTOP 系统、英国的 TRANSYT 和 SCOOT 系统、美国的 UTCS-3GC 系统以及 ASCOT 系统。这其中，只有 TRANSYT 系统、SCOOT 系统和 SCAT 系统在实践中取得了较好的应用效果，并在世界上很多城市得到广泛应用。下面将重点介绍这三种系统。

(1)TRANSYT (即 Traffic Network Study Tools) [9]系统，是由英国道路研究所(TRRL)花费近十年时间研制而成的。自从 1968 年第一版问世以来，经历不断改进，已经发展成为先进的 TRANSYT/9 型。系统采用静态模式，以绿信比与相位差为控制参数，优化方法为爬山法。

TRANSYT 是最成功的静态系统，它被世界上 400 多个城市所采用，证明其产生的社会经济效益很显著。但计算量很大、很难获得整体最优的配时方案、需大量的路网几何尺寸和交通流数据等不足限制着它的发展。

(2)SCOOT (即 Split、Cycle and Offset Optimization Technique) [10]系统也是由 TRRL 在 TRANSYT 系统的基础上采用自适应控制方式，经过八年的研究于 1980 年提出的动态交通控制系统。SCOOT 仍采用了 TRANSYT 的交通模型，但扬长避短，获得了明显优于静态系统的效果，是现今主流的系统。

SCOOT 系统采用联机实时控制的动态模式，对周期、绿信比与相位差进行控制，采用小步长渐进寻优方法。但 SCOOT 相位不能自动增减，相序不能自动改变，现场安装调试时相当繁琐等不足也是有待改进的。

(3)SCAT (即 Sydney Co-ordinated Adaptive Traffic Method) [11]系统是由澳大利亚 A. G. Sims 等人在 70 年末期进行开发的。SCAT 采用先进的计算机网络技术，呈计算机分层递阶形式。采用地区级联机控制，中央级联机与脱机同时进行的控制模式；控制参数为绿信比、相位差和周期，其选取是从预先确定的多个参数中通过比较法确定；无实时交通模型。SCAT 系统充分体现了计算机网络技术的突出优点，结构易于更改、改变，控制方案较为容易变换。

然而 SCAT 系统也不是完美的：它是一种方案选择系统，限制了配时参数的优化程度；过分依赖于计算机硬件；无车流实时信息反馈，可靠性低。

1.3 城市交通网络信号优化理论的发展概况

到上世纪 80 年代, 世界上已有 200 多个城市实现了交通网络的计算机集中控制。这些计算机控制系统在平滑交通流量、提高运输能力、减少事故和节约能源等方面发挥了很大作用。但由于城市交通网络一般都有几十个到上百个交叉路口, 规模庞大, 关联复杂。现有的计算机集中控制系统绝大多数是用一台计算机去处理大量的交通数据和实时信号, 耗时太长。因此, 一般只能作定周期或多时段控制, 很难实现实时最优控制。为了解决这一问题, 科研工作者引入了大系统理论, 不断改进交通网络模型, 寻求各种分散、递阶最优控制算法, 试图取代计算机集中控制。

Singh 和 Tamura 最先运用大系统理论的方法和观点, 建立了过饱和状态下的城市交通网络模型, 应用大系统递阶控制的目标协调法和 Tamura 时滞算法对这个最优控制问题进行求解[12]。在他们工作基础上, 许多学者对其进行了改进。随着对交通流特性的进一步认识, 人们除根据历史数据和经验估计以外, 还可通过埋在车道的车辆检测器采集实时数据来达到。基于这种思想, J.S.Baras 和 W.Lwvine 等人运用随机点过程理论对城市交通网络进行了深入细致的研究, 取得了一些新的结果[13]。Saradis 等在 Singh 提出的模型的基础上, 导出了更进一步的学习算法, 代表了交通控制的一个新方向[14]。Ginseppe 将 TRANSYT 方法引入自己的系统, 提出了一种分散递阶优化的控制方案[15]; Marleod 等人将静态优化的方法动态化, 也有一些新的思想、方法[16]。在我国, 周鹏等提出了城市交通的多车道、四相位网络模型, 给出了多目标优化性能指标及其约束条件, 采用了遗传算法进行多目标优化[17]。以上这些研究成果各有千秋, 虽然其中大部分仅在理论上进行, 但他们为交通控制的实践提供了许多有益的新思想、新方法。

1.4 论文要解决的问题及工作要点

综上所述, 解决我国交通紧张的关键出路是在将高新技术用于交通控制和管理, 充分挖掘现有道路交通的通行潜力, 提高实际通行能力, 即发展 ITS 系统。根据我国的实际情况, 城市交通网络信号优化控制是最迫切需要解决的问题。

西北工业大学空中交通管理系统研究所一直致力于道路交通方面的研究，研制开发的 XATM 智能交通信号系统已在西安市大量使用以替代进口产品，它给西安市节约了大量的设备采购和维修费用。本人在研究生阶段参与了具有联网控制功能的 XATM 智能交通信号系统的研制和开发，并负责 CAN 总线通信系统的开发。本文将以此部分工作和本人在城市交通信号网络优化控制方面的理论研究为主要内容。

论文的要点如下：第二章介绍了城市交通流理论，第三章介绍了交通信号控制系统的基本概念，第四章介绍了城市交通网络信号优化模型，并利用 Tamuru 时延算法编制了交通网络的配时程序，第五章介绍了基于 XATM 智能交通信号机的 CAN 总线通信系统。

第二章 交通流理论

交通流理论是运用物理学和数学的方法来描述交通特性的一门边缘科学，是交通工程学的理论基础。它用分析的方法阐述交通现象及机理，使我们能更好的理解交通现象的本质，并通过应用这些理论使我们的城市交通规划及管控发挥最大限度的作用。

2.1 交通流理论研究进展概述

交通流理论的发展与道路交通运输业和科学技术的发展密不可分。随着道路交通运输需求的不断增加，交通流理论也进入了不同的发展阶段。

(1)起步阶段（20世纪30~40年代）

在此期间，西方发达国家由于汽车工业和道路建设的发展，产生了对道路交通管理的初步需求，交通流理论应运而生。在这一阶段主要为自由流理论研究，即研究交通密度低、各车之间的车头间距较大、车辆处于自由行驶状态下的交通流特性，多采用概率论和数理统计的方法进行研究。1933年，金蔡[18](Kinzer.J.P)论述了泊松(Poisson)分布在交通分析时应用的可能性；1936年，Adams.W.F[19]发表了有关的数值例题；1947年 Greenshields[20]等人在其有关交叉口的交通分析中采用了 Poisson 分布。40年代，由于受二次世界大战的影响，有关交通流理论的研究进展不大。

(2)快速发展阶段（20世纪40年代末至50年代末）

随着汽车工业和交通运输业的蓬勃发展以及交通量、交通事故和交通阻塞的骤增，交通流中车辆的独立性越来越小，随机性越来越弱。已经采用的概率论的方法越来越难以适应，于是现代交通流理论的研究出现了各种新的探讨。交通流理论进入了非自由流理论研究阶段，相继出现了车辆跟驰理论[21-24]、流体动力学模拟理论[25,26]、车辆排队理论[27]等。1953年 Pipes[28]发表了交通动力学的研究论文；1959年12月在美国底特律举行了首届交通流理论学术研讨会，使交通流理论进入了国际化研究阶段，成为较系统的现代交通流理论诞生的重要标志。

(3)稳步发展阶段（20世纪60年代至今）

汽车的普及使得交通拥挤成为全球各大城市的通病，上述理论得到进一步的

发展和完善。1975年 Gerlough D L 和 Huber M J. [29]综合各方面的研究成果,出版了《交通流理论》一书,加强了交通流理论研究的全面性和系统,为交通流理论的研究内容、方向和发展作出了重要贡献。20世纪80年代后交通流理论出现了一些新的进展,但出发点仍是基于流体力学模拟的方法和思想。其中较有代表性的有:将交通流看成不可压缩流体的 Payne 模型(1971)、Papageorgiou 模型(1983); Carlos.F.Daganzo 的元胞传输模型(1994)[30-35]。

2.2 交通流的基本概念及特性

2.2.1 交通流的基本参数

表征交通特性的三个基本参数分别是:交通量 q 、行车速度 v 、和车流密度 k 。

(1) 交通流量 q

交通流量 q 是指在选定时间段内,通过道路某一地点、某一断面或某一条车道的交通实体数[39]。交通流量是一个随机数,不同时间、不同地点的交通流量都是变化的。交通流量随时间和空间变化的现象,称之为交通流量的时空分布特性。通常取某一时间段内平均值作为该时间段内的代表交通流量,如式(2-1)所示。

$$q = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n q_i \quad (2-1)$$

式中:

q_i ——规定时间段内的交通流量

n ——各规定时间段的时间长度

(2) 车流密度 k

车流密度 k 是指某一瞬间单位道路长度上的车辆数目[39]。

$$k = \frac{N}{L} \quad (2-2)$$

式中:

k ——车流密度 (辆/Km)

N ——路段内的车辆数 (辆)

L ——路段长度

车流密度大小反映一条道路上的交通密集程度。为使车流密度具有可比性，车流密度应按单车道来定义，单位为辆/Km/车道。

(3) 行车速度 v

行车速度 v 是指区间平均速度。所谓区间平均速度，是指在某一特定瞬间，行驶于道路某一特定长度内的全部车辆的车速分布的平均值。当观测长度为一定时，其数值为车速观测值的调和平均值。

$$v = \frac{1}{\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n \frac{1}{v_i}} = \frac{nL}{\sum_{i=1}^n t_i} \quad (2-3)$$

式中：

L ——路段长度

t_i ——第 i 辆车的行驶时间

n ——行驶于长度为 L 路段上车辆数

v_i ——第 i 辆车的行驶速度

v ——区间平均速度

2.2.2 三参数之间的基本关系

根据上述定义和实地测量结果，在车流均匀，车种单一时，交通流三参数之间的基本关系式为[39]：

$$q = v \cdot k \quad (2-4)$$

式中：

q ——平均流量（辆/h）

v ——区间平均车速（Km/h）

k ——平均密度（辆/Km）

(1) 速度与密度($v-k$)的关系

实测的 $v-k$ 曲线如（图 2.1）中实线所示。曲线表明：速度随密度的增加单调下降。当 $k=0$ 时， $v=v_f$ ，即在交通量很小的情况下，车辆可以畅通行驶；

当 $k=k_{jam}$ 时， $v=0$ ，即在交通密度很大时，车辆速度就趋近于零。

Greenshields 于 1935 年提出的线性模型(图 2.1 中虚线表示)为:

$$q_m = k_m v_m \quad (2-5)$$

$$v = v_f \left(1 - \frac{k}{k_{jam}}\right) \quad (2-6)$$

由于 $q = k \cdot v$, 所以流量等于图中所示阴影部分面积。

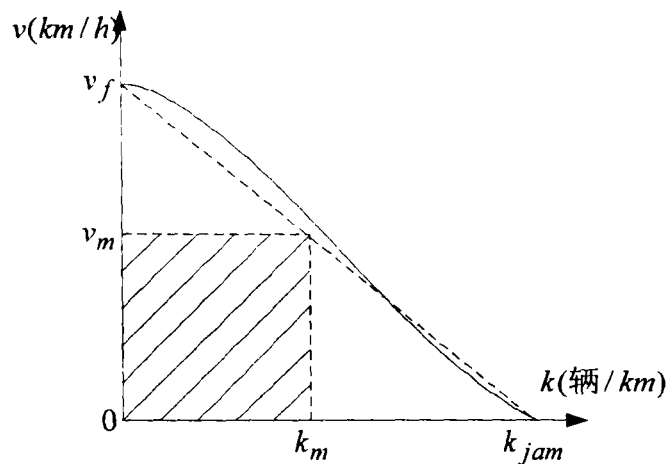


图 2.1 速度—密度关系图

对应于各种交通状况的交通流特性, 有如下一般形式 1

$$v(k) = v_f \left[1 - \left(\frac{k}{k_{jam}}\right)^l\right]^m \quad (2-7)$$

l, m 根据实际情况取值。

(2) 流量与密度($q - k$)的关系

流量—密度关系如式 (2-8) 所示。

$$q = k v_f \left[1 - \left(\frac{k}{k_{jam}}\right)^l\right]^m \quad (2-8)$$

l, m 根据实际交通情况取值。

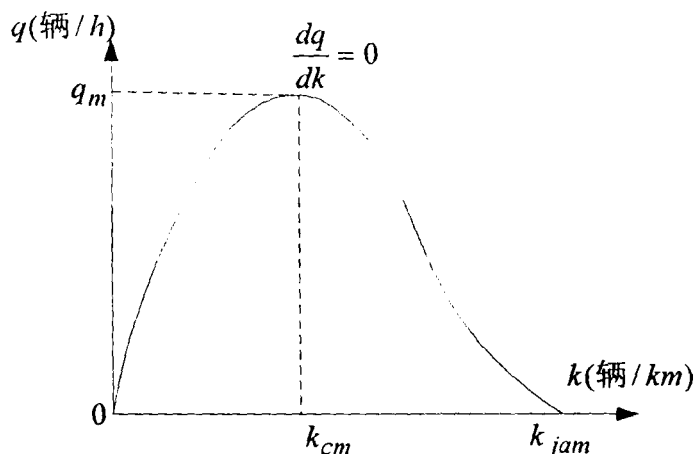


图 2.2 流量-密度曲线图

图 2.2 中为实测的流量-密度关系曲线。临界密度 k_{cr} 对应最大流量 q_m 。当 $k < k_{cr}$ 时, k 增大, v 降低不多, 故 q 增大; $k > k_{cr}$ 时, k 增大, v 降低较多, 结果 q 下降, 直至达到阻塞密度 k_{jam} 此时流量 $q = 0$ 。

(3) 几点说明

①上述 $(v-k)$ 、 $(q-k)$ 关系是在微观模型基础上考虑到实测曲线及边界条件而导出的, 对于各种不同类型车辆组成的交通流都有效。

②上述 $(v-k)$ 、 $(q-k)$ 关系只适用于稳态交通流。

2.3 交通流理论的基本理论

交通流理论是发展中的理论, 至今还没有形成统一的、完整的理论体系, 所以有很多理论在研究探讨各种交通现象。比较常见的有: 交通流的统计分布特性、排队论、跟驰理论、驾驶员的信息处理特性、交通流的流体力学模型和交通流模拟。下面我们重点就交通流的统计分布特性、排队论、跟驰理论和交通流的流体力学模型作以介绍。

2.3.1 交通流的统计分布

交通到达有某种程度的随机性, 但也有规律可循: 交通流中一定的时间内到达某一断面处的车辆数属于一种离散分布; 在交通流中车辆到达的时间间隔的规律则是一种连续分布。运用这些分布在不同的交通流状况下的不同分布模型, 我

们可以用有限的已知或假设的数据对未来的交通状况进行预报,有效地解决交通流中的某些实际问题。

通过大量的交通观测,交通流在一定的观测周期中到达的车辆数服从泊松分布、二项分布、负二项分布等离散型分布;连续分布则有负指数分布和移位指数分布。本文只重点介绍离散型分布。

(1)泊松分布

适用于完全随机现象,如车流密度不大,车流间互相影响情况少,其它外界干扰因素也不多的情况。此时车流中的车辆不是连续不断的到达某断面,而是数量不等地随机到达,驾驶员调节车速的余地大。泊松分布表示为式(2-9)。

$$P_{(k)} = \frac{M^k e^{-M}}{k!} = \frac{(\lambda \cdot t)^k e^{-\lambda \cdot t}}{k!} \quad (2-9)$$

式中:

$P_{(k)}$ ——在计数间隔(观测周期) t 时间内到达某观测断面处有 k 辆车的概率;

λ ——车辆平均到达率(辆/s);

t ——观测周期,即每个计数间隔持续的时间(s);

e ——自然对数底;

$M = \lambda \cdot t$ ——泊松分布参数。

1936年Adams在London Vere街上进行过观测[2]。

(2)二项分布

适用于车辆比较拥挤,自由行驶机会不多的车流。表示为式(2-10)。

$$P_k = C_k^n \left(\frac{\lambda t}{n}\right)^k \left(1 - \frac{\lambda t}{n}\right)^{n-k}; k = 0, 1, 2, \dots, n \quad (2-10)$$

式中:

$P_{(k)}$ ——在计数间隔 t 时间内到达某观测断面处有 k 辆车的概率;

λ ——车辆平均到达率(辆/s);

t ——观测周期,即每个计数间隔持续的时间(s);

n ——正整数

美国曾用其拟合过高速公路拥挤车流[2]。

(3)负二项分布

负二项分布如式(2-11)所示,当车辆受到干扰,车辆到达数量的波动性较大,而计数间隔周期又短的一种高方差分布,这时的车流符合二项分布,又称帕斯卡分布。例如以一定周期观测到达的车辆数时,从高峰延续到非高峰时段,或观测断面处于交通信号的下游处就是这种现象。

$$P_{(k)} = C_{(k+n-1)}^k \cdot P^n \cdot q^k \quad (2-11)$$

式中:

k ——在观测到达第 n 辆车之前,未到达车辆的观测周期数,为总观测周期数;

$P_{(k)}$ ——要求车辆到达次数为 k 的频数为 P 时未到车辆观测周期所出现的概率;

n ——观测周期中车辆到达数,为正整数;

P ——观测周期中车辆到达的频数, $P < 1$;

q ——观测周期中车辆未到达的频数, $q = 1 - P$;

曾拟合过 Durfee Avenue 的交通信号下游周期性情况的数据[2]。

2.3.2 跟驰理论

跟驰理论最早是由 Pipes 于 1953 年提出的,它是运用动力学方法处理单车道上无超车现象时车列行驶前后车辆跟随的一种数学模型[2,30-33,]。

(1)跟驰特性分析

当道路上行驶的一队高密度车流,车间距离不大,后车速度受到前车速度的制约,驾驶员必须按前车动态采用相应的车速,车流处于非自由行驶状态。非自由行驶的车队有如下特性:

①制约性

在同一车道上的车队中,后车跟前车行驶时一般不愿意落后很多距离,而是紧跟前车,这就叫“紧随要求”。这时,为保证安全,跟车必须满足后车速度不得较长时间大于前车速度和车间必须保持安全间距二个条件。即前车车速制约着后车车速和辆车间距。

②延迟性

由车队具有制约性知,前车的速度快慢影响到后车的行驶状态。但前车后车的运行状态不可能同时改变,而是前车改变运动状态后,后车迟缓一瞬间才能相应改变运动状态,这就叫延迟性,它包括四个阶段:

感觉阶段:发现前车有状态改变;

认识阶段:知道前车是何种改变;

判断阶段:判定本车应采取何种措施;

执行阶段:产生有效的改变本身运动状态的动作。

上述四个阶段需要的总时间称为“反应时间”。假定反应时间为 T ,前车在 t 时刻动作,后车就要到 $(T+t)$ 时刻才能作出相应的动作。

③传递性

由于存在制约和延迟性,整个车队的相邻车辆都具有这种特性,且随个向后影响,产生传递效应。这种传递性不是平滑连续的,而是脉冲式间断连续的。

(2)跟驰模型

主要采用刺激—反应模式,基本方程为(2-12)。

跟踪反应 = 敏感度 × 刺激因素

模型一般表达式为。

$$\ddot{x}_{n+1}(t+T) = \alpha_0 \frac{x_{n+1}^m(t+T)}{[x_n(t) - x_{n+1}(t)]^l} [x_n(t) - x_{n+1}(t)] \quad (2-12)$$

式中, $\alpha_0 \frac{x_{n+1}^m(t+T)}{[x_n(t) - x_{n+1}(t)]^l}$ 是灵敏度;

$x_i(t)$ -- 第 i 辆车在时刻 t 的位置;

$\dot{x}_i(t)$ -- 第 i 辆车在时刻 t 的速度;

$\ddot{x}_i(t)$ -- 第 i 辆车在时刻 t 的加速度;

l, m 为常数,可根据驾驶员特性和交通流特性取不同的值。

取 $m=0, l=0$ 时,为线性模型表达式;

取 $m=0, l=1$ 时,为非线性模型表达式

(3)跟驰理论评述

- ① 跟驰理论将交通流处理成分散的粒子，是一种微观模型，不适于处理交通规划和控制方面的实际问题。
- ② 跟驰理论成立的假设条件是车辆处于较高密度的非自由流状态，仅适用于单车道无超车的交通条件下，而实际情况下却存在大量的超车、改道现象，所以它的应用受到很大的限制。

2.3.3 排队论

1905年丹麦哥本哈根电话工程师爱尔朗首先在电话自动交换机设计时应用了排队论[2]，在取得了良好的效果之后被广泛的应用于各个领域。

排队论是研究“服务系统”因“需求”拥挤而产生等待行列(即排队)的现象，以及合理协调“需求”与“服务”的关系的一种数学理论。在排队论中有两个术语：“排队”和“排队系统”。“排队”是指等待“服务”的车辆，不包括正在接受“服务”的车辆；而“排队系统”包括了等待“服务”的车辆和正在接受“服务”的车辆。

(1)排队系统组成

排队系统有三个组成部分：输入过程、排队规则、服务方式

①输入过程——指各种类型的“顾客”(车辆或人)是按怎样的规律到达的。这种到达规律又有三种输入过程：定长输入、泊松输入、爱尔朗输入；

②排队规则——指到达的顾客以怎样的次序接受服务。如，损失制、等待制、混合制等；

③服务方式——指同一时刻有多少服务台可以接纳顾客，每一服务台服务了多长时间。

(2)主要指标

①等待时间——即从顾客到达起到他接受服务时为止的这段时间；

②忙期——即服务台连续繁忙的时期，这关系到服务台的工作强度；

③队长——存在排队顾客数与排队系统中顾客数之分，这是排队系统提供的服务水平的一种衡量。

(3)服务系统分类

①单通道排队服务系统 (M/M/1 系统)

这是一种输入过程服从泊松分布, 服务时间服从负指数分布的单通道服务系统模型, 按照 (图 2.3 所示) 先到先服务的形式。

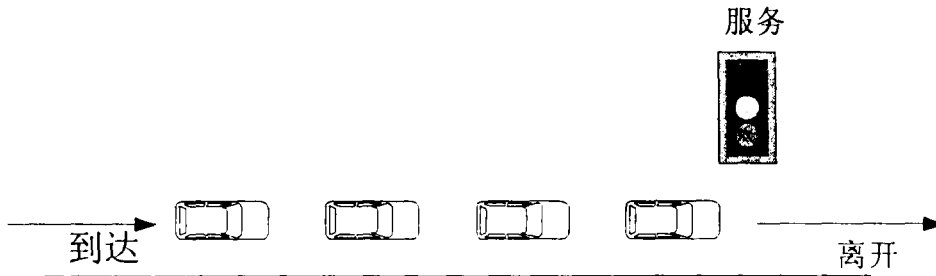


图 2.3 单通道排队服务系统 (M/M/1)

设: 要求“服务”的车辆平均到达率为 λ , 则到达车辆的平均车头时距为 $\frac{1}{\lambda}$;

服务台的平均服务率为 μ , 则平均接受服务的时间为 $\frac{1}{\mu}$;

$\rho = \frac{\lambda}{\mu}$ 称为交通强度或叫利用系数, 由此可确定不同“顾客”数的各种服务

系统状态的性质。

显然当 $\rho < 1$ 时, 就不会产生排队或排队会逐渐消失; 当 $\rho \geq 1$ 时, 排队将保持原长或越来越长。所以, 要确保单通道排队能逐渐消失排队现象的必要条件是

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu} < 1 \quad (2-13)$$

即平均服务率 $\mu >$ 平均到达率 λ 。

以下是单通道排队系统几个特性参数的计算公式:

i) 在系统中“顾客”的平均排队长度:

$$\bar{g} = \frac{\mu^2}{\mu(\mu - \lambda)} = \frac{\rho^2}{1 - \rho} = \rho \cdot \bar{n} \quad (2-14)$$

ii) 排队系统中的平均消耗时间:

$$\bar{d} = \frac{1}{\mu - \lambda} = \frac{\bar{n}}{\lambda} \quad (2-15)$$

iii) 排队的平均等待时间:

$$\bar{W} = \frac{\lambda}{\mu(\mu - \lambda)} = \bar{d} - \frac{1}{\mu} \quad (2-16)$$

②多通道排队服务系统 (M/M/N 系统)

多通道系统是指服务台有多个, 排队形式可以是单路排队也可以是多路排队, 依次去各服务台接受服务。单路排队是按服务台有无空闲而定, 多路排队按排队长短而定。

(4)排队理论评述

排队论建模要求条件过强, 大大限制了它的应用。比如, 排队论处理串联多服务台时, 常假定各服务台之间相互独立。而实际的交通流管控中却要求各服务台相互协作。

2.3.4 流体力学模拟理论

当道路上的交通量增大时, 车辆之间的相互制约性越来越明显, 出现拥挤现象后的车流, 对单个车辆而言, 已失去其独立性, 只能随波逐流, 类似于流体的运动形式。1955年, 英国学者 Lighthill 和 Whitham 提出了流体动力学模拟理论。该理论把车流密度的变化, 比拟为水波的起伏而抽象成车流波。通过分析车流波的传播速度, 寻求车流量和密度、速度之间的关系。见文献[2,25,30-33]。

(1)车流连续性方程

①一阶连续方程

把交通流视为一种流体, 就具有一般流体的连续性, 在一段既无入口又无处口的道路上的交通流整体平衡方程式为式 (2-17):

流入量-流出量=该路段在 Δx 间距内的车辆数量变化

$$\text{即:} \quad [Q - (Q + \Delta Q)] \cdot \Delta t = [K - (K - \Delta K)] \Delta x \quad (2-17)$$

式中:

Q ——交通流的输入量;

t ——起始时刻;

$Q + \Delta Q$ ——流出量;

Δx ——该路段长度间隔距离;

Δt ——车辆依次从断面 A 到断面 B 处的时间间隔；

K ——交通密度；

$t + \Delta t$ ——走完 Δx 间隔时的时刻；

$K + \Delta K$ ——车辆在断面 B 处流出 $Q + \Delta Q$ 后的密度；

$-\Delta K$ ——表示拥挤状态时车流随流量增加而降低密度，见（图 2.4）所示。

上式简化后得：

$$\frac{\Delta K}{\Delta t} + \frac{\Delta Q}{\Delta x} = 0 \quad (2-18)$$

其极限值为：

$$\frac{\partial K}{\partial t} + \frac{\partial Q}{\partial x} = 0 \quad (2-19)$$

上式表明车流量随距离增大而降低，车流密度随时间增长而增大。

若在一段有出入口的道路上，假设 $s(x, t)$ 为输入输出车流量之差，则连续方程为：

$$\frac{\partial K}{\partial t} + \frac{\partial Q}{\partial x} = s(x, t) \quad (2-20)$$

这便是 1955 年 Lighthill 和 Whitham 提出的一阶连续介质模型。

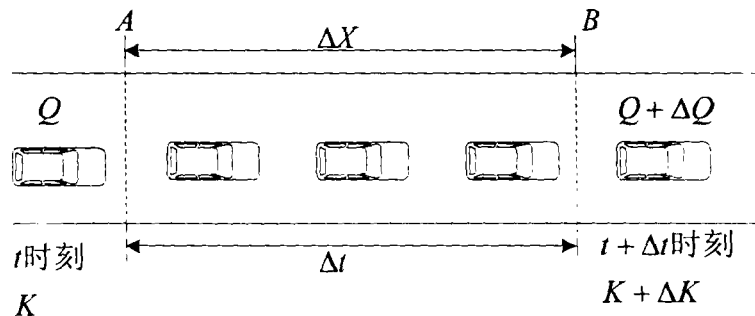


图 2.4 车流连续性方程示意图

②高阶连续介质模型

由于一阶连续模型未考虑加速度和惯性的影响，因而不能如实反映非平衡状态交通流的动力特性。后来一些学者提出了高阶连续介质模型，将加速度和惯性的影响考虑入内。Pipes 给出了交通流加速度的一般表达式：

设交通流的速度为 V ，则有

$$dV = \frac{\partial V}{\partial t} dt + \frac{\partial V}{\partial x} dx \quad (2-21)$$

$$\frac{dV}{dt} = \frac{\partial V}{\partial t} + \frac{\partial V}{\partial x} V \quad (2-22)$$

$\frac{dV}{dt}$ ——是观测车随交通流行走的加速度;
 $\frac{\partial V}{\partial t}$ ——是观测者在路边固定点观测到的交通流的加速度。

$$\text{设} \quad V = V(K) \quad (2-23)$$

经过推导和处理得

$$\frac{dV}{dt} = -K \left(\frac{dV}{dK} \right)^2 \frac{\partial K}{\partial x} \quad (2-24)$$

式(2-24)为 Pipes 提出的交通流加速度的一般表达式。

(2) 车流波动理论

列队行驶的车辆在信号灯交叉路口遇到红灯后,即陆续停车排队等候而集结成密度高的列队,绿灯开启后排队的车辆随即起步而疏散成一列具有适当密度的车队。车流中两种不同密度部分的分界面经过一辆辆车向后部传播的现象,称为车流的“波动”。当车流波是由高密度状态向低密度状态转变的分界面移动,则称为疏散波;当车流波是由低密度状态向高密度状态转变的界面移动,则称为集结波。车流遇红灯会产生集结波,开启绿灯会产生疏散波。

交通流中存在回波现象,尤其在瓶颈处更为明显。如车辆进入车道数较少的桥梁,当车流量大于桥梁的通过能力时,就会在桥梁两端产生拥塞。这就是车流在进入桥梁的瓶颈路段之前产生的一个反向回波。

如图 2.5。假定一直线路路上有两部分密度不同的交通流 A、B, A 交通流的流速为 V_1 , 密度为 K_1 ; B 交通流的流速为 V_2 , 密度为 K_2 ; 用垂直线 S 分割这两种密度, S 处的流速为 V_s , 假定路线按照箭头所指的方向在时间 t 内横穿 S 界面, 即波动界面的车辆数为 N , 则:

$$N = (V_1 - V_s) \cdot K_1 \cdot t_1 = (V_2 - V_s) \cdot K_2 \cdot t_2$$

$$\text{即} \quad (V_1 - V_s)K_1 = (V_2 - V_s)K_2$$

$$\text{故} \quad V_s = \frac{K_1 V_1 - K_2 V_2}{K_1 - K_2} = \frac{Q_1 - Q_2}{K_1 - K_2} \quad (2-21)$$

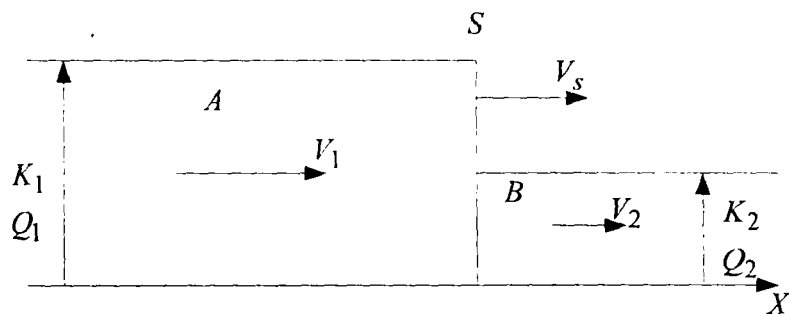


图 2.5 车流密度变化时的状态图

从式 (2-21) 可以看出, 当 $Q_1 > Q_2$ 时, 且 $K_1 > K_2$, 则 V_s 为负值, 表示波的方向 与原车流方向相反, 这时产生车辆排队现象; 当 V_s 为正值时, 表明排队将开始消散, 不会产生拥挤。

若两区流率与密度相近, 则

$$V_s = \frac{\Delta Q}{\Delta K} = \frac{dQ}{dK} \quad (2-22)$$

可见在交通流中有微小扰动传播。

(3) 流体动力学模拟模型评述

① 流体动力学模拟模型未考虑个体车辆的相互作用、司机的反应、判断的随机性等因素的影响, 与微观跟驰理论严重脱节, 不能对交通流进行有效的稳定性分析。

② 流体动力学模拟模型更适用于稠密、均匀、稳态的交通流情形, 对于自由流和间歇流无能为力。即使对于非自由流情形, 也不能完全解释交通拥挤、走走停停交通、交通堵塞和车流不稳定现象。

2.3.5 其他理论模型

前面介绍的是传统的交通流理论, 它们以数理统计和微积分等传统数学和物理的方法为基础。其明显特点是交通流模型的限制条件较苛刻, 模型的推导过程比较严谨, 模型的物理意义明确。这些理论在当前的交通流体系中仍处于主导地位, 有较成熟的应用。

下面介绍几种近年来发展起来的现代交通流理论, 其特点是所采用的模型和方法不追求严格意义上的数学推导和明确的物理意义, 看重的是模型对真实的交

通流的拟合效果[31,34]。

(1)离散时间点模型

离散时间点模型是采用车流监测信息构成点过程，它能充分利用车流检测信息，在实践中可以提高交通管控的水平。但是，该模型对信息采集的实时性要求较高，数学形式也较复杂。

(2)突变理论模型

1986年，Navin 和 Hall[36,37]首次将突变理论中的尖点突变形式应用于交通流变量间关系的描述；1988年，Dillion 和 Hall[38]又对此模型进行了改进；后来的工作者在前人工作的基础上，经改进后对实际交通流数据进行了拟合，但实际验证结果并不理想。

(3)此外的一些理论模型

Prigogine 提出了 Boltzman 模型[40]，对交通流从自由流到稠密态直至拥挤态的跃迁过程进行了探讨；Biham 等用元胞自动机模拟研究城市交通流模型[41]；杨家本等对交通流中的自组织现象进行了初步研究[31]。

上述的数种理论模型尽管由不同程度的限制，也没有经过实践广泛的验证，但在理论上给了后来的工作者很大的启示和经验。

第三章 城市交通网络信号控制系统

在城市路网中，交叉口间距较小，相关性强。若各交叉口设置单点交通信号控制时，车辆经常会遇到红灯，走走停停，造成拥塞现象。为了尽量减少车辆在交叉口的停车时间和次数，特别是干线上交通通畅，人们首先研究把一条干线上相邻的一些交通信号相联接加以协调控制，这就出现了干线交叉口交通信号控制系统。随着计算机、计算方法、自动控制、车辆检测技术等的发展，人们又把整个区域内所有的交通信号相联接加以协调控制，就形成了交通网络信号控制系统(也称区域交通信号控制系统)。

3.1 信号控制的基本概念

3.1.1 信号相位和饱和度

(1) 相位

信号相位是指在一个交叉口某个方向上的交通流(或几个方向上的交通流的组合)同时得到的通行权或被分配得到这些通行权的时间带[2,41]。例如一个十字路口(如图 3.1)，根据实际情况可以设计为两相、三相甚至四到八相。两相时，相位 1 为南北向直行和左、右转弯，相位 2 为东西向直行和左、右转弯。若左转车较多，则可增加一个左转相位 3。

显然，相位越多，交通安全性越好，但交叉口的利用率越低。所以在确定交叉口相位时，应兼顾交通安全和交通效率的双重要求。

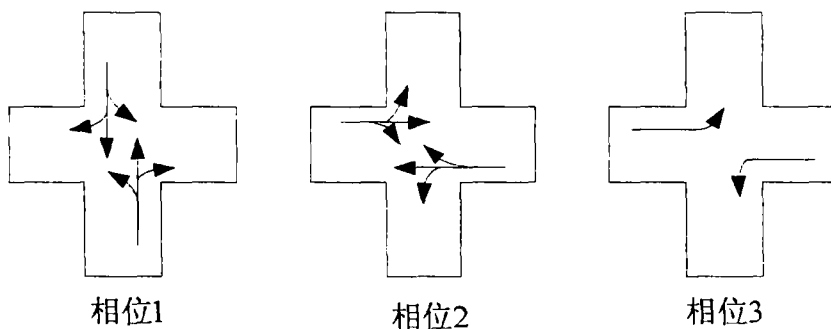


图 3.1 信号相位图

(2) 饱和度

在相位 i 时实际进入进道口 j 的交通流量 q_{ij} 与进道口 j 的饱和流量 S_j (交叉

口上游有充分的需求量时, 单位绿灯时间的最大通过数)的比值称为该进道口的饱和度 λ_{ij} 。

$$\lambda_{ij} = \frac{q_{ij}}{S_j} \quad (3-1)$$

交叉口的饱和度(λ)为各相位饱和度之和, 即

$$\lambda = \sum_i \lambda_i \quad (3-2)$$

3.1.2 控制参数

信号控制的参数主要有: 周期长度(Cycle)、绿信比(Split)和相位差(Offset)。控制系统就是通过调整和确定各路口在各车流方向上的这些参数值, 达到对交通流最佳的疏导与控制[39]。

(1) 周期长度

周期长度即信号灯表示绿、黄、红一个循环所需的时间, 单位为 s。一般来说, 交叉口饱和度越高则周期越长, 饱和度越低则周期越短。

根据英国道路研究所的 Webster 的研究结果, 最佳的信号周期长 C_{opt} 可由下式求出。

$$C_{opt} = \frac{1.5L + 5}{1 - \lambda} \quad (3-3)$$

式中: L -- 损失时间(s), 指处理交叉口内车辆的清场时间和绿灯开后不能形成饱和交通流而产生的汽车延误时间之和, 见式(3-6);

λ -- 交叉口饱和度, 可由式(3-2)计算得到。

过长的周期除了增加延误外, 从驾驶员、行人的等待信号的心理效果来考虑也不好, 在实际中最大的周期长一般不超过 120s。周期也不能太短, 考虑到车辆能安全通过交叉口和行人过街所需的最短时间, 最短周期长不低于 40s。

(2) 绿信比

一个周期中, 相位 i 的有效绿灯时间 G_i 与周期长度 C 之比称为绿信比 g_i 。

$$g_i = \frac{G_i}{C} \quad (3-4)$$

绿信比的大小对于疏通交通流和减少路口总等待时间有着举足轻重的作用。

通过合理地分配各车流方向的绿灯时间（绿信比），可使各方向上阻车次数、等待时间减至最少。单个路口的信号最优配时并不等于对整个网络也是最优的。对于交通网络控制，需要统筹考虑各路口的周期、绿信比，而且要妥善确定不同路口信号之间的相位差。

周期长(C)、绿信比(g_i)、损失时间(L)之间存在式(3-5)的关系：

$$\sum_i g_i + \frac{L}{C} = 1 \quad (3-5)$$

(3)相位差

相位差有绝对相位差和相对相位差之分。

绝对相位差是指各个信号机的绿灯或红灯的起点或中点相对于某一个标准信号机的绿灯或红灯的起点或中点的时间之差。

相对相位差是指相邻两信号机的绿灯或红灯的起点或中点的时间之差。

通过调整各路口间相位差，可以使一串路口的信号灯形成一条绿波带，车队通过这些路口时畅通无阻。所以相位差是实现对于干线或网络内的交通流进行协调控制的一个关键参数。

3.1.3 交通信号控制系统的分类

城市交通信号控制系统有多种分类

(1)按控制范围分：

①单个交叉口控制

每个交叉口的交通信号控制只按照该交叉口的实际情况独立运行，不与邻近的交叉口有任何联系，俗称“点控制”。适用于相邻信号及相距较远、线控无多大效果时，是交通信号控制的基本形式。目前，我国大多数城市中的大多数交叉路口采用的控制都属于这种类型。

②干线交叉口交通信号控制系统

将一条道路上所有交叉口信号灯的运行以某种方式协调起来，按照既定方案同步联动，通过减少停车次数、缩短停车时间达到使交通通畅的目的，即所谓“线控系统”。

在线控系统中，往往采用绿波带控制。即使主干道上相邻的交叉路口执行相

同的信号灯控制周期，且放行主干道相位的绿灯开启时间错开一定的时间（相位差）。在这种控制形式下，车辆行驶到第一个路口后等待放行。绿灯开始以后，车辆以一定的速度行驶到第二个路口也是绿灯，依次继续下去，以提高车辆的速度和道路通行能力保证主要干道的交通畅通，减少车辆在通过过程中和延误时间。交叉口的次道在一定程度上服从主干道上的交通。

根据相邻交叉口间信号机连接方法的不同，线控可分为有缆线控和无缆线控。

③区域交通信号控制系统

指以城市某个区域中所有信号控制交叉口作为协调控制的对象，也称为“面控制”。

在城市道路网中，相邻路口之间的距离小、相关性强，若仅采取点控制或线控制收效甚微，甚至适得其反。所以面控是十分有必要的。对于范围较小的区域，可以进行整区集中控制；对于范围较大的区域，可以分区分机控制。

(2)按控制方式分：

① 定时控制

根据交叉路口历史交通量数据预先确定所有的控制参数，即周期、相位、绿信比，人为设置方案（配时参数）。信号控制系统一天 24 小时只能执行一种配时的称为单段式定时控制；一天按不同时间段的交通量执行不同的配时方案的称为多时段定时控制。这种控制方式的优点在于：实时性好，但方案的好坏取决于系统管理者事先的判断能力。

最基本的控制方式是单个路口的定时控制。线控制和面控制也可采用定时控制，称为静态线控系统和静态面控系统。

② 感应控制

指根据交通路口的交通量的变动进行实时控制的方式，没有固定的周期和绿信比。该方式是在交叉口的进道口上设置车辆检测器，信号灯的配时方案可随检测器检测到的车辆信息而随时改变。

比如，在一个给定的最小绿灯时间内，绿灯无条件的开放。该时间结束后，若位于停车线处的车辆检测器检测到有车辆到达，则追加一小段绿灯时间。若一直有车辆到来，则继续延长绿灯时间直至最大绿灯时间终了结束。若在追加的绿灯时间终了未检测到有车辆到来，则结束绿灯。

若只在交叉口部分进道口上设置车辆检测器则称为半感应控制；若在交叉口所有进道口上设置车辆检测器则称为全感应控制。

采用感应方式的线控制、面控制也可称为动态线控系统和动态面控系统。

③优化控制

优化控制是由于计算机技术和通信技术发展到一定的水平而产生的控制方式，主要用于实现城市路网的统一调度和管理。控制系统根据检测器送来的交通量信息，实时产生出对某种性能指标来说是最佳的配时方案，自动调节各个参数（周期、绿信比、相位差等）。进行这种控制方式的交通信号机将检测到交通数据实时地通过通信网传至上位机，上位机根据路网上交通量的变化情况，不断调整配时方案与达到最优控制。通过这种控制方式，上位机同时控制城市中某个区域内的多个路口的信号机，实现区域中交叉口交通信号之间的统一协调管理，提高路网的运行效率。

3.1.4 信号控制的评价指标

(1)延误时间

延误时间是指车辆在没有交通信号和等待队列的阻碍下行走所需的时间和实际的行程时间之差。交叉口进道口所有车辆的延误总计称作总延误；交叉口进道口每辆车的平均延误称作平均延误。

(2)行程时间

行程时间是指车辆通过某个路段所需的时间总和，包括停车引起的延误时间。行程时间的计测是为了把握路线全体或路线中某一路段的交通状况。更据此指标，可以判定被测路线上的瓶颈地点和信号控制系统配时方案是否合适。

(3)通行能力或饱和度

通行能力是指在实际的道路条件、交通条件和控制条件下，在一定时间内通过进道口停车线的最大车辆数；饱和度是指实际到达的交通量与通行能力之比。

在一定的道路条件下，信号控制路口的通行能力受信号周期的影响。在正常的周期长范围内，周期时长越长，通行能力越大，但车辆延误和油耗等也随之越大。而且在饱和度相当小时，片面的追求通行能力的提高，只会无谓的增加油耗和车辆延误，对交叉口的交通效益无多大意义。

(4)通过交叉口的车辆所需停止、启动次数和油耗等

3.2 信号控制系统配时方法

3.2.1 单交叉口信号配时

(1)定时控制配时

定时控制的配时方法一直处于发展和改进中,但到目前为止较为成熟的仍是以英国 TRRL 方法为基础,作适当的改进而成的。TRRL 方法的考察断面是停车线,其计算参数都是以停车线断面为准。下面给出一组配时参数的计算公式。

①周期总损失时间

$$L = \Sigma(l + I - A) \quad (3-6)$$

式中: l --启动损失时间(s);
 I --绿灯间隔时间(s);
 A --黄灯时间(s)。

②最佳周期长

公式(3-3)给出了 Webster 算式,在考虑到超饱和的情况及停车等因素,可给出修正后的最佳周期算式。

$$C_{opt} = \frac{(1.4 + k)L + 6}{1 - \lambda} \quad (3-7)$$

式中: k 按照不同的优化要求取值:要求油耗最小,取 $k = 0.4$; 时间损失最小,取 $k = 0.2$; 延误最小,取 $k = 0$ 。

其余参数的意义参照式(3-3)。

③有效绿灯时长

简单地说,有效绿灯时间就是实际上用于通车的时间。

每周期的有效绿灯时间为:

$$G_e = C_{opt} - L \quad (3-8)$$

按各相位的最大流量比值对 G_e 进行分配,可得到各相位的有效绿灯时间:

$$g_{ei} = G_e \cdot \frac{\lambda_i}{\lambda} \quad (3-9)$$

式中: g_{ei} -- i 相位的有效绿灯时间;

λ_i --交叉口 i 相位的饱和度;

λ --交叉口的饱和度, 即各相位饱和度之和;

④显示绿灯时间(又称实际绿灯时间)

$$g_i = g_{ei} - A + l \quad (3-10)$$

式中: g_i 为 i 相位的显示绿灯时间。

(2)感应控制的配时

在 3.1.3 节中曾给出了感应控制的定义并对其工作原理做了简单的阐述。所以我们要确定三个参数: 初期绿灯时间(G_{\min})、单位绿灯延长时间(G_0)和绿灯极限延长时间(G_{\max})。

G_{\min} 和 G_0 均与车辆检测器的位置有关, 并综合考虑行人过街所需时间和尽可能不产生绿灯损失等因素而制定的; G_{\max} 实际上就是按定时信号最佳周期时长及绿信比分配到各个相位的绿灯时间, 一般定为 30~60s。

3.2.2 干线交通信号配时

限于篇幅, 在这里只介绍定时线控配时方法[41]。

(1)基本概念

①时间—距离图

在线控系统配时方案中, 常会使用到时--距图的概念。如图 3-1 所示, 坐标轴横轴为时间, 纵轴为距离。平行斜线间所标定的时间范围称为通过带, 其宽度称为带宽或绿波带宽。它确定干道上交通流所能利用的通车时间, 平行线的斜率为通过带的带速表示车辆沿干道可连续通行的车速。

②同步式协调控制

在同步式协调控制系统中, 连接在同一系统中的所有信号, 在同一时刻, 对主干道车流显示相同的灯色。若车辆在相邻交叉路口间的行驶时间恰好等于周期时长时(满足式 3-11), 应用同步式协调控制可以使车辆连续通过相邻路口。

$$s = v \cdot C \quad (3-11)$$

式中: s --相邻交叉口间距(km);

v --线控系统可连续通车的车速(km/h);

C --系统周期时长(s)。

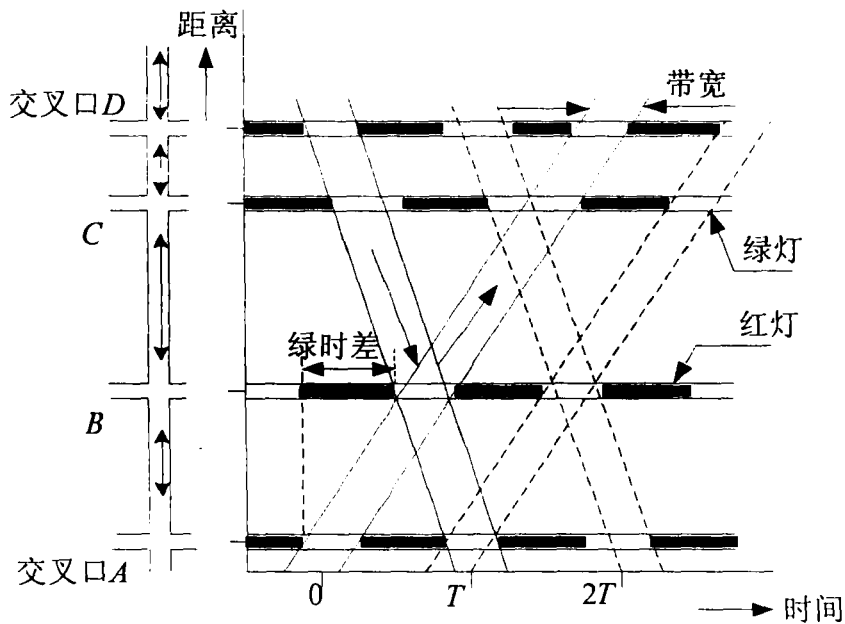


图 3-1 时间-距离图

③交互式协调控制

在交互式协调控制系统中,连接一个系统中相邻交叉口的信号,在同一时刻,显示相反的灯色。若车辆在相邻交叉路口间的行驶时间恰好等于周期时长的一般时(满足式 3-12),应用交互式协调控制可以使车辆连续通过相邻路口。

$$s = \frac{vC}{2} \quad (3-12)$$

式中各元素的意义同上。

(2) 配时方法

首先根据调查数据,特别是交叉口间距和交通量数据,确定要进行线控的交叉口的范围,然后再计算线控范围内各信号机的配时方案。下面是确定配时方案的步骤。

① 计算备用配时方案

- i) 根据交叉口间距和交通量,按单点定时配时方法确定各信号机的周期长;
- ii) 以最长周期的交叉口为关键交叉口,以此周期时长为线控系统的备选方案的周期时长;
- iii) 根据主次道路上的流量比和 i) 确定的周期长,确定交叉口各相位绿信比及实际绿灯长;
- iv) 在 iii) 中计算得到的关键交叉口上主干道相位的实际绿灯时间,即是各交叉口对主干道方向必须保持的最小绿灯时间;

v)在iii)中计算得到的非关键交叉口上次要道路方向的实际绿灯时间,即是该交叉口对次要道路方向必须保持的最小绿灯时间;

vi)系统周期时长大于非关键交叉口周期时长时,非关键交叉口改用系统周期时长,其各相位绿灯时间随之相应增加。非关键交叉口次要道路上的绿灯时间只需保持其最小绿灯时间即可,而把因周期增长后多出来的绿灯时间全部加给主干道方向。这样有利于线控系统调节双向相位差,同时还可适当的增加线控系统的带宽。

以上只是备选方案的计算,还要根据相位差的确定予以调整。

②初步确定周期时长

由上面算出的周期时长仅是备选方案,还要根据相位差确定过程反复的调整。用下面的过程来确定试算周期的时长:首先,使带速接近实际平均车速,使用(3-11)、(3-12)定出一批周期时长 C ;其次,在其中挑选出接近或略大于前面算出的系统周期时长的周期时长,若其能保证各个交叉口有效运行,则作为下一步试算的基础。

③图解法确定信号相位差

线控系统时--距图见图 3.2, A、B、C 和 D 为四个相邻的交叉口,间距如图所标。选定带速为 36km/h,相应的系统周期时长暂定为 60s。AA'上的 1~2、3~4、5~6 段为红灯时段。AA'、BB'、CC'和 DD'的对应各点分别位于同一垂直线上。

i)从 A 点引斜线 α 代表带速为 36 km/h 的通过带, α 与 BB'的交点与 BB'上的 1 点很接近。故此 1 点可作为 B 交叉口同 A 交叉口配成交互式协调的绿相位差;在 BB'上画出 B~1、2~3、4~5 红灯时段。

ii)连接 A 和 BB'上的 1 点成斜线 β , β 和 CC'的交点同 CC'上的 2 点很接近,故 CC'上的 2 点和取做 C 交叉口同 B 交叉口配成交互式协调的绿相位差;在 CC'上画出 1~2、3~4、5~6 红灯时段。

iii) 连接 A 和 CC'上的 2 点成斜线 γ , γ 和 DD'的交点同 DD'上的 2 点很接近,故 DD'上的 2 点和取做 D 交叉口同 C 交叉口配成同步式协调的绿相位差;在 DD'上画出 1~2、3~4、5~6 红灯时段。

iv)在图中做出最后的通过带,算得带速约为 45km/h,带宽 16s,为周期时长 60s 的 27%。此速度和实际车速相比有些高,所以要相应延长周期以降低带速。可将带速确定在 40 km/h 左右,延长周期时长为 75~85s 之间。

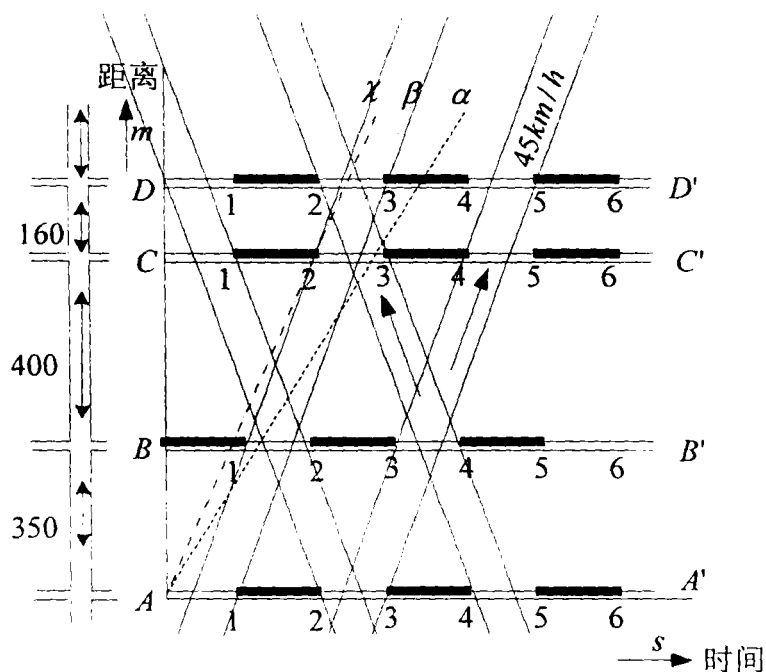


图 3.2 图解法协调相位差

v)不移动上面求得各交叉口红绿灯的中心位置,只将红绿灯的时间按实际绿信比进行调整即可。经过调整后,通过带宽增加不少,但仍低于 $50\%C$ 。

这样便完成了对干线定时控制系统的整个配时过程。

3.3 城市交通网络信号控制系统

城市交通网络信号控制(又称区域交通控制)系统的控制对象是城市或城市的某个区域中所有的交叉口的交通信号。它是将控制对象区域内全部交通信号的监控作为一个交通监控中心管理下的整体控制系统,是单点信号、干线信号系统和网络信号系统的综合控制系统。实践证明,城市交通网络信号控制系统是缓解城市交通问题的重要措施,具有投资省、见效快、效率高且有效面广的优点,是城市现代化的重要标志。

3.3.1 控制系统分类

按控制结构的不同可分为以下两类:

(1)集中式计算机控制系统

在控制中心用一台中、小型数字计算机对多路口交通网络信号实行控制。可以采用较高级的控制策略,例如方案选择式或方案生成式响应控制。但由于集中

式控制的速度难以提高，所以采用方案选择式的居多。

其优点在于：

- ①系统的研制和维护不太复杂；
- ②所需设备少，维修容易。

缺点在于：

①控制中心的计算机承担着大量的数据处理任务，耗时太长，很难实现实时最优控制；

②系统还需要庞大而复杂的通讯传输系统，这势必增加组网和维修的费用；

③系统要求较精确地对现场交通情况进行预报和估计，这需要设置更多数量的检测器及数据处理装置。

(2) 分布式计算机控制系统

随着微型计算机的普及，单个交通口有可能备有自己的微处理器。检测数据可以就地在局部微型计算机上处理，所以，即使路口再多，也不再担心长距离数据通信的代价高昂。局部机的功能是直接控制该交叉口交通，同时与主控制计算机保持通信。主控制计算机接收来自局部控制器的决策信息，并对这些决策信息进行整体协调分析，从全系统战略目标考虑修改来自局部机的控制决策。局部机根据修改后的控制策略，做出必要的调整。显然，这种通讯的数量大大降低，且对速度的要求也降低了。这就使得方案生成式响应控制成为现实。

其优点在于：

- ①通过数据的预处理和集中传输，大大减少传输费用；
- ②系统不依赖于一个控制中心和传输系统，可靠性得到提高；
- ③能处理实时单元的容量较大；
- ④控制方法和执行能力比较灵活。

缺点在于：

- ①需要的设备多，投资大；
- ②控制程序较复杂；
- ③系统要求提供更多的控制地点。

3.3.2 城市交通网络信号控制系统的配时

网络信号配时的计算量大，采用前面介绍的人工工作图的方法不仅十分繁复，且交通效益不一定是最好的。在下一章中，我们将详细介绍采用计算机按一定的优化算法对网络信号进行配时的原理及算法。

第四章 城市交通网络信号优化

城市交通流从宏观的角度可以考虑为离散的过程,一般可分为高峰期和非高峰期。在高峰期,交通网络通常呈现出过饱和状态,即有效绿灯结束时仍有车队等待通过。此时对交通信号的控制即使只在一小段时间内较差,也可能导致长时间的交通拥塞从而引起一连串的交通延迟。所以对过饱和状态下的城市交通网络信号的优化研究最为重要,效果也最为明显。Singh 和 Tamura 最先运用大系统理论的方法和观点,建立了过饱和状态下的城市交通网络模型,应用大系统递阶控制的目标协调法和 Tamura 时滞算法对这个最优控制问题进行求解(见文献[42-45])。本章将以 Singh 和 Tamura 模型为基础对实际路口进行建模和仿真,并对结果进行了分析讨论。

4.1 Singh 和 Tamura 的过饱和城市交通网络模型

城市交通网络由若干个交叉路口和连接这些路口的道路组合而成,单个交叉口是网络中最基本的元素。所以我们从单个交叉口的建模开始对这个问题进行分析和讨论。

4.1.1 过饱和单交叉口动态优化模型

(1)模型的建立

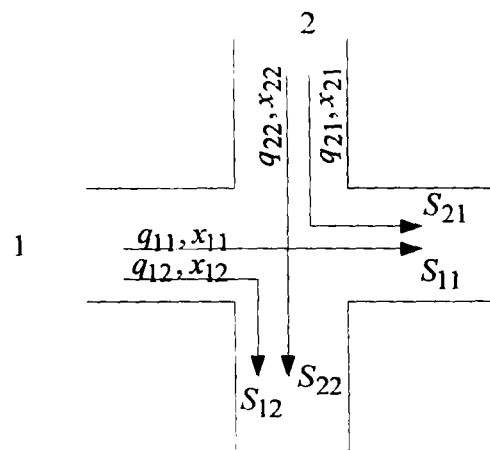


图 4.1 单交叉口示意图

考虑如图 4.1 的一个交叉口,水平方向用 1 表示,垂直方向用 2 表示。车辆到达率分别是 $q_{11}, q_{12}, q_{21}, q_{22}$ (辆/周期时长); 车辆离开率分别是

$\bar{g}_{11}, \bar{g}_{12}, \bar{g}_{21}, \bar{g}_{22}$ (辆/周期时长); 排队长度分别是 $x_{11}, x_{12}, x_{21}, x_{22}$; 饱和流量分别为 $S_{11}, S_{12}, S_{21}, S_{22}$ (辆/单位时间); 两方向上的绿灯时间分别是 G_1, G_2 ; 信号周期为 C ; l 为损失时间。显然, $C = G_1 + G_2 + l$ 。

交通控制的目标是尽量减少排队, 所以我们取排队长度作为系统的状态变量, 则有以下的状态方程:

$$\begin{aligned}x_{11}(k+1) &= x_{11}(k) + q_{11}(k) - \bar{g}_{11}(k) \\x_{12}(k+1) &= x_{12}(k) + q_{12}(k) - \bar{g}_{12}(k) \\x_{21}(k+1) &= x_{21}(k) + q_{21}(k) - \bar{g}_{21}(k) \\x_{22}(k+1) &= x_{22}(k) + q_{22}(k) - \bar{g}_{22}(k)\end{aligned}$$

方程的物理意义明确: 即在固定周期的条件下, 下一周期排队长度等于本周期排队长度与到达车辆及离开车辆的代数和。其中离开车辆是由绿信比和饱和流量决定的。

取控制变量为绿信比 u

$$u = \frac{G_1}{C} = \frac{\bar{g}_{11}}{S_{11}} = \frac{\bar{g}_{12}}{S_{12}},$$

$$\text{令 } g_e = \frac{G_1 + G_2}{C} = 1 - \frac{l}{C},$$

则水平方向有

$$(g_e - u) = \frac{\bar{g}_{21}}{S_{21}} = \frac{\bar{g}_{22}}{S_{22}},$$

所以状态方程可写为:

$$\begin{bmatrix} x_{11}(k+1) \\ x_{12}(k+1) \\ x_{21}(k+1) \\ x_{22}(k+1) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_{11}(k) \\ x_{12}(k) \\ x_{21}(k) \\ x_{22}(k) \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} -S_{11} \\ -S_{12} \\ +S_{21} \\ +S_{22} \end{bmatrix} u(k) + \begin{bmatrix} q_{11} \\ q_{12} \\ q_{21} - g_e S_{21} \\ q_{22} - g_e S_{22} \end{bmatrix} \quad (4-1)$$

在交通工程实践中, 可以认为转弯车辆数与直行车量数之比是相当稳定的, 对不同的时段可设为不同的固定值。故转弯的到达率 q_{12}, q_{21} 近似正比于直行到达率 q_{11}, q_{22} 。若 1、2 支路上设有专门的转弯车道, 则排队 x_{12}, x_{21} 是显而易见的; 否则它们与直行车道 x_{11}, x_{22} 融为一体, 但二者大体保持一定的比例。

若交叉口的交通流情况更复杂, 则依旧可用类似的手段来建立状态方程, 只

不过方程的维数要相应增加。

上述模型中的饱和流量 $S_{11}, S_{12}, S_{21}, S_{22}$ 及 l 需要根据具体路口实测交通流数据预先加以估计；到达率 $q_{11}, q_{12}, q_{21}, q_{22}$ 及排队长度初值要预先给出；控制量 u 是需要优化的控制变量。

(2) 优化问题的描述

对状态方程(4-1)有如下约束：

状态变量的约束条件为：

$$0 \leq x_{ij} \leq x_{ij\max} \quad (i = 1, 2, j = 1, 2) \quad (4-2)$$

控制变量的约束条件是：

$$0 \leq u_{\min} \leq u \leq u_{\max} \quad (4-3)$$

式(4-2)表明各方向上排队不能超过允许的上限，否则影响上游相邻路口的运行。式(4-3)表明在运行时间终了时，排队须清理完毕。其中 u_{\min}, u_{\max} 受最大绿灯时间和最小绿灯时间的制约，绿灯时间若低于下限，则不能保证车队通过路口；若高于上限，则在其他相位方向上等待的车辆司机会难以忍耐，甚至误认为信号失灵，冒然闯红灯。

为了对此交叉口实施最优控制，提出如(4-4)的二次型目标函数：

$$J = \sum_{k=0}^{K-1} [\| \mathbf{x}(k) \|_{Q(k)}^2 + \| u - u^* \|_{R(k)}^2] \quad (4-4)$$

式中： Q 和 R 是对角权矩阵；

u^* 是绿信比 u 的期望值；

K 最优化的周期数；

$$\mathbf{x}^T = [x_{11}, x_{12}, x_{21}, x_{22}]。$$

由于车辆时延可由排队长度来反映，所以此二次型目标函数的前一项表明车辆的拥挤程度；而后一项则考虑了控制变量的不平稳性。

单个饱和交叉口的最优控制问题阐述如下：

已知初始条件 $\mathbf{x}(0) = \mathbf{x}_0$ ， $u(k) = 0 \forall k < 0$ ；

求解最优控制变量 $u(k)$ ，使性能指标式(4-4)最小；

同时满足状态方程式(4-1)和约束条件式(4-2)、(4-3)。

4.1.2 过饱和网络动态优化模型

(1)模型的建立

将(4-1)写成标准形式:

$$\mathbf{x}(k+1) = A\mathbf{x}(k) + B\mathbf{u}(k) + \mathbf{d}(k) \quad (4-5)$$

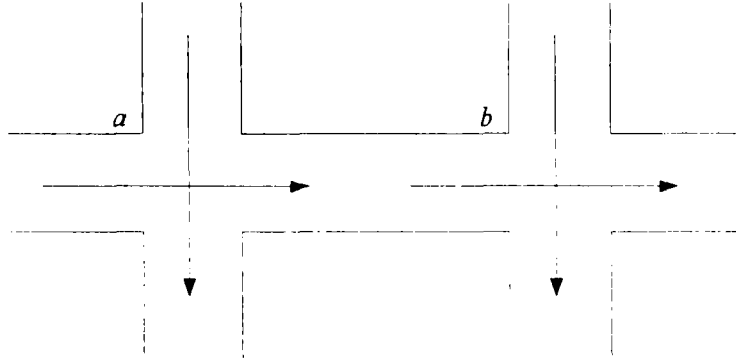


图 6.2 两相邻路口

考虑图 6.2 所示的两相邻路口。就水平方向上来说, 显然交叉口 b 的车辆到达率依赖于交叉口 a 的放行率。在过饱和的交通情况下考虑整个网络宏观交通时, 把互连街道看作纯滞后单元是适宜的。于是在第 k 周期中从交叉口 a 到达交叉口 b 的车辆数可以描述为:

$$q(k) = S_a u_a(k-p) \quad (4-6)$$

其中: p —— 为滞后周期数目;

S_a —— 为交叉口 a 相应方向上的饱和流量;

u_a —— 为交叉口 a 相应方向上的绿信比。

因此, 一个有 m 个交叉口的道路网络的交通模型可表示为带纯滞后的线性向量差分方程:

$$\mathbf{x}(k+1) = A\mathbf{x}(k) + \sum_{i=0}^p B_i \mathbf{u}(k-i) + \mathbf{d}(k) \quad (k = 0, 1, \dots, K-1) \quad (4-7)$$

其中: \mathbf{x} —— 是一个表示所有支路的排队长度的向量, $\mathbf{x} \in R^n$;

\mathbf{u} —— 表示控制向量, 其维数等于网络中路口的数目, $\mathbf{u} \in R^m$;

A —— 为相应维数的状态矩阵;

B_i —— 为相应维数的控制矩阵;

p ——为一正整数;

\mathbf{d} ——表示与交通需求(达到率)等因素相关的向量,它是一个变量。

对 \mathbf{d} 进行分析,它是一个与需求(到达率)有关的变量,实际上某一个路口的需求与此时刻前与之相邻的其它路口的放行情况、排队情况、和路段上的干扰因素有关。它需要经过长期统计的结果来做出估计。

交通工程实践中用的交通网络信号控制变量包括绿信比和相位差。关于相位差的确定方法,有的当作常数,有的当作辅助变量。在过饱和的情况下,仅仅宏观交通是重要的,一个实用的处理方法是把相位差当作常数。由于采样周期等于信号周期,所以常数周期等于信号周期,常数相位差等于周期的整数倍(距离很近的路口,相位差可取为零)。如果采样周期取得较小(小于 C),则上述常数相位差可以是信号周期的几分之一。

(2) 优化问题的描述

基于和上面相同的考虑,方程(4-7)必须遵守以下的约束:

状态变量的约束条件为:

$$\mathbf{0} \leq \mathbf{x} \leq \mathbf{x}_{\max} \quad (4-8)$$

控制变量的约束条件是:

$$\mathbf{0} \leq \mathbf{u}_{\min} \leq \mathbf{u} \leq \mathbf{u}_{\max} \quad (4-9)$$

二次型指标相应的为:

$$J = \frac{1}{2} \|\mathbf{x}(K)\|_{Q_f}^2 + \frac{1}{2} \sum_{k=0}^{K-1} [\|\mathbf{x}(k)\|_{Q(k)}^2 + \|\mathbf{u}(k) - \mathbf{u}^*\|_{R(k)}^2] \quad (4-10)$$

式中: Q_f 、 Q 和 R 是正定对角权矩阵;

\mathbf{u}^* 是绿信比 \mathbf{u} 的期望值;

K 为最优化的周期数。

过饱和网络的最优控制问题阐述如下:

已知初始条件 $\mathbf{x}(0) = \mathbf{x}_0$, $\mathbf{u}(k) = 0 \forall k < 0$;

求解最优控制变量 $\mathbf{u}(k)$, 使性能指标式 (4-10) $\rightarrow \min$;

同时满足状态方程式 (4-7) 和约束条件式 (4-8)、(4-9)。

4.2 Singh 和 Tamura 网络模型的求解

对具有时间延迟的线性系统 (4-7), 通常可用扩展状态空间的方法来处理, 即引入一些附加变量, 最后成为不带滞后的一阶差分方程组, 于是原问题变成为线性二次型最优化控制问题。不过“维数灾”的问题仍是个障碍, 交通网络的阶次本身就比较高, 现在为了解决问题又引入一些附加变量, 维数就更高了。

为了解决这个问题, Tamura 首先提出一种有效解决具有时延的大规模线性离散系统的多级最优化算法, 为许多学者所应用。

对于最优控制问题:

求所有的 $\mathbf{x}(1), \mathbf{x}(2), \dots, \mathbf{x}(K)$, 简记为 \mathbf{x} ;
 $\mathbf{u}(0), \mathbf{u}(1), \dots, \mathbf{u}(K-1)$, 简记为 \mathbf{u} ,

$$\text{使得 } \min J = \frac{1}{2} \|\mathbf{x}(K)\|_{Q_f}^2 + \frac{1}{2} \sum_{k=0}^{K-1} [\|\mathbf{x}(k)\|_{Q(k)}^2 + \|\mathbf{u}(k) - \mathbf{u}^*\|_{R(k)}^2] \quad (4-11)$$

$$s.t. \quad \mathbf{x}(k+1) = \sum_{i=0}^p [A_i \mathbf{x}(k-i) + B_i \mathbf{u}(k-i)] + \mathbf{d}(k) \quad (k=0, 1, \dots, K-1) \quad (4-12)$$

$$\left. \begin{array}{l} \mathbf{x}(k) = \mathbf{0} \\ \mathbf{u}(k) = \mathbf{0} \end{array} \right\} -p \leq k < 0 \quad (4-13)$$

$$\mathbf{x}(0) = \mathbf{x}_0 \quad (4-14)$$

$$\mathbf{0} \leq \mathbf{x} \leq \mathbf{x}_{\max} \quad (4-15)$$

$$\mathbf{0} \leq \mathbf{u}_{\min} \leq \mathbf{u} \leq \mathbf{u}_{\max} \quad (4-16)$$

式中各参数意义见上小节 (4-7), Tamura 算法的主要思想如下[39, 42-44]:

首先, 构造拉格朗日函数

$$\begin{aligned} L(\mathbf{x}(k), \mathbf{u}(k), \boldsymbol{\lambda}(k)) = & \frac{1}{2} \|\mathbf{x}(K)\|_{Q_f}^2 + \frac{1}{2} \sum_{k=0}^{K-1} \{ \|\mathbf{x}(k)\|_{Q(k)}^2 + \|\mathbf{u}(k) - \mathbf{u}^*\|_{R(k)}^2 \\ & + \boldsymbol{\lambda}^T(k) [\sum_{i=0}^p (A_i \mathbf{x}(k-i) + B_i \mathbf{u}(k-i)) - \mathbf{x}(k+1)] \} \end{aligned} \quad (4-17)$$

再定义哈密顿函数:

$$H(k) = H(\mathbf{x}(k), \mathbf{u}(k), \boldsymbol{\lambda}(k)) = \frac{1}{2} [\|\mathbf{x}(k)\|_{Q(k)}^2 + \|\mathbf{u}(k) - \mathbf{u}^*\|_{R(k)}^2]$$

$$+ \sum_{i=0}^P \lambda^T(k+i)[A_i(k)\mathbf{x}(k) + B_i\mathbf{u}(k)]$$

$$k = 0, 1, \dots, K-1 \quad (4-18)$$

式中, $\lambda = (\lambda(0), \lambda(1), \dots, \lambda(K-1))$ 为拉格朗日乘子, 且 $\lambda(k) = \mathbf{0}, k \geq K$ 。于是当给定 $\lambda = \lambda^*$, 可以将(4-17)改写成为:

$$L(\mathbf{x}, \mathbf{u}, \lambda^*) = \frac{1}{2} \|\mathbf{x}(K)\|_{\mathbf{Q}_f}^2 - \lambda^{*T}(K-1)\mathbf{x}(K)$$

$$+ \sum_{k=1}^{K-1} [H(k) - \lambda^{*T}(k-1)\mathbf{x}(k)] + H(0) \quad (4-19)$$

为了求得最优解, 需要求解对偶函数:

$$\max_{\lambda^*} \varphi(\lambda^*) = \max_{\lambda^*} \min_{\mathbf{x}, \mathbf{u}} \{L(\mathbf{x}, \mathbf{u}, \lambda^*)\} \quad (4-20)$$

约束条件为(4-13)、(4-14)、(4-15)和(4-16)。

在给定 $\lambda = \lambda^*$ 的情况下, 计算对偶函数 $\varphi(\lambda^*)$ 的问题按时间方向分解如下 $(K+1)$ 个独立的最小化问题, 从而将求对偶函数 $\varphi(\lambda^*)$ 最大值问题分解为二级递阶算法:

文献[43]中给出了各子问题的显式解:

(1) $k=0$ 时子问题的解

$$\mathbf{u}(0) = \text{Sat}_{\mathbf{u}} \left\{ \mathbf{u}^* - R^{-1}(0) \sum_{j=0}^P B_j^T \lambda^*(j) \right\} \quad (4-21)$$

式中, 向量饱和函数定义为:

$$\text{Sat}_{\mathbf{u}}(\eta_i) = \begin{cases} \mathbf{u}_{\max i} & \eta_i > \mathbf{u}_{\max i} \\ \eta_i & \mathbf{u}_{\min i} \leq \eta_i \leq \mathbf{u}_{\max i} \\ \mathbf{u}_{\min i} & \eta_i < \mathbf{u}_{\min i} \end{cases}$$

下标 i 表示控制向量 $\mathbf{u}(0)$ 的第 i 个元素 ($i = 1, 2, \dots, m$)

(2) $k = 1, 2, \dots, K-1$ 时子问题的显式解

$$\begin{aligned} \mathbf{x}(k) &= \text{Sat}_{\mathbf{x}} \left\{ -Q^{-1}(k) \left[-\lambda^*(k-1) + \sum_{i=0}^p A_i \lambda^*(k+i) \right] \right\} \\ \mathbf{u}(k) &= \text{Sat}_{\mathbf{u}} \left\{ \mathbf{u}^* - R^{-1}(k) \sum_{i=0}^p B_i^T \lambda^*(k+i) \right\} \end{aligned} \quad (4-22)$$

其中类似 $\text{Sat}_{\mathbf{u}}(\bullet)$ 定义 $\text{Sat}_{\mathbf{x}}(\bullet)$ 。

(3) $k = K$ 时子问题的显式解

$$\mathbf{x}(K) = \text{Sat}_{\mathbf{x}} \left\{ Q_f^{-1} \lambda^*(K-1) \right\} \quad (4-23)$$

式(4-21)、(4-22)和(4-23)给出了对偶函数 $\varphi(\lambda^*)$ 的解析解。

这样由(4-11)-(4-16)给出的最优控制问题的 Tamura 算法的求解步骤如下 [39, 42-44]:

第一级: 在给定的合适的 $\lambda(k)$, 根据式(4-21)、(4-22)和(4-23)求解第一级 $K+1$ 个式子所定义的解析问题, 算出 \mathbf{x}, \mathbf{u} 。

第二级: 在第一级算出的 \mathbf{x}, \mathbf{u} 上, 通过梯度法迭代

$$\lambda^{*r+1}(k) = \lambda^{*r}(k) + \delta^r \mathbf{f}^r(k) \quad (4-24)$$

改进 $\lambda^r(k)$ 的值。

其中, r 为迭代次数; δ^r 为步长; $\mathbf{f}^r(k)$ 是误差 $\mathbf{e}^r(k)$ 的函数, 即:

$$\begin{aligned} \mathbf{f}^r(k) &= f(\mathbf{e}^r(k)) \\ &= f \left\{ \sum_{i=0}^p [A_i \mathbf{x}^r(k-i) + B_i \mathbf{u}^r(k-i)] + \mathbf{d}(k) - \mathbf{x}^r(k+1) \right\} \end{aligned} \quad (4-25)$$

当迭代计算到 $\|\mathbf{e}^{r+1}(k)\| < \varepsilon$ (ε 为预置的正数) 第一级算出的 $\mathbf{u}(0), \mathbf{u}(1), \dots, \mathbf{u}(K-1)$ 就是所求的最优控制, 而 $\mathbf{x}(1), \mathbf{x}(2), \dots, \mathbf{x}(K)$ 就是最优轨线。

由上可见, Tamura 算法采取了时间方向上的分解, 它不但把大型的复杂问题分解为若干个简单的子问题, 而且每个小型的子问题都有显式解, 从而使问题得到极大的简化。尤其是对于动态过程缓慢的时变系统, 像交通控制系统, 非常适用。

4.3 实例仿真

在本节中应用前述思想对实际路口进行建模和仿真，并根据仿真结果对其中一些关键参数作以分析。

4.3.1 复杂单交叉口动态优化

(1) 系统建模

图 4.3 为实际中一复杂单交叉口，图中箭头表示实际的车流方向。显然，此交叉口可分为两个相位：对应于交通流 1、2 和 3 的绿灯为一个相位，对应于交通流 4、5、6、7、8 和 9 的绿灯为另一个相位。对应与这九个交通流有到达率 q_i 、队长 x_i 和饱和流量 S_i ， $i=1,2,\dots,9$ 。控制变量 u 选取交通流 1、2 和 3 的绿灯相位的绿信比。周期为 60 秒，其中有 6 秒的损失时间。

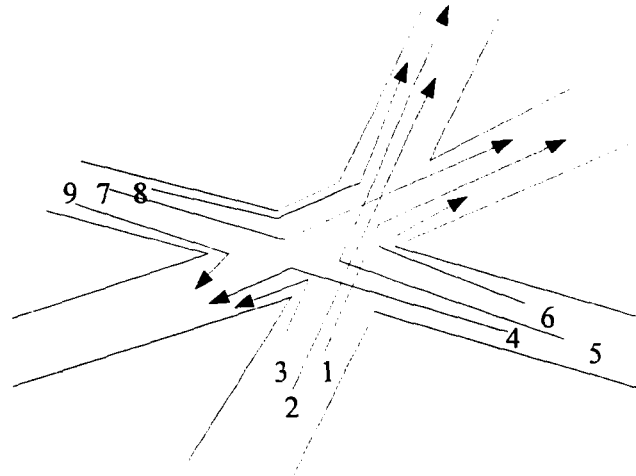


图 4.3 复杂单路口

所以可有如下的状态方程：

$$\begin{aligned}
x_1(k+1) &= x_1(k) + q_1(k) - S_1 u(k) \\
x_2(k+1) &= x_2(k) + q_2(k) - S_2 u(k) \\
x_3(k+1) &= x_3(k) + q_3(k) - S_3 u(k) \\
x_4(k+1) &= x_4(k) + q_4(k) - S_4(0.9 - u(k)) \\
x_5(k+1) &= x_5(k) + q_5(k) - S_5(0.9 - u(k)) \\
x_6(k+1) &= x_6(k) + q_6(k) - S_6(0.9 - u(k)) \\
x_7(k+1) &= x_7(k) + q_7(k) - S_7(0.9 - u(k)) \\
x_8(k+1) &= x_8(k) + q_8(k) - S_8(0.9 - u(k)) \\
x_9(k+1) &= x_9(k) + q_9(k) - S_9(0.9 - u(k))
\end{aligned} \tag{4-26}$$

若控制变量的期望值为 u^* ，则取 $\Delta u = u - u^*$ 为新的控制变量。此例中 $u^* = 0.45$ ，且 $0.2 \leq u \leq 0.7$ ，所以新的控制变量的范围是 $-0.25 \leq \Delta u \leq 0.25$ 。表 4.1 给出的是此路口在 17:00 到 18:00 间平均每周期的饱和流量和车辆到达率。

i	1	2	3	4	5	6	7	8	9
S_i	98	20.2	1.4	52	3.3	7.2	54.4	1.4	1.4
q_i	12.6	4.7	0.10	2.8	0.16	0.36	14.7	0.24	0.24

表 4.1

所以系统状态方程 (4-26) 可写成向量矩阵的形式为：

$$\mathbf{x}(k+1) = A\mathbf{x}(k) + B\Delta u(k) + \mathbf{d} \tag{4-27}$$

其中 $A = I_9$ ，9 阶的单位矩阵。

$$B^T = [-98 \quad -20.2 \quad -1.4 \quad 52 \quad 3.3 \quad 7.2 \quad 54.4 \quad 1.4 \quad 1.4]$$

$$\mathbf{d}^T = [-13.9 \quad -4.09 \quad -0.53 \quad -20.7 \quad -1.33 \quad -2.87 \quad -9.88 \quad -0.39 \quad -0.39]$$

根据此交叉口和临近交叉口之间的距离，对状态方程的限制如下：

$$0 \leq \mathbf{x} \leq \mathbf{X}$$

其中

$$\mathbf{X}^T = [30 \quad 30 \quad 30 \quad 100 \quad 100 \quad 100 \quad 40 \quad 40 \quad 40]$$

目标函数为

$$J = \sum_{k=0}^5 [\|\mathbf{x}(k)\|_Q^2 + \|\Delta u(k)\|_R^2] \tag{4-28}$$

初始状态为：

$$\mathbf{x}(0)^T = [25 \ 25 \ 25 \ 80 \ 80 \ 80 \ 30 \ 30 \ 30]$$

上式表明在初始状态时各个方向都有较长的排队队列，我们的控制目标就是在有车辆到达（ $q_i, i=1,2,\dots,9$ ）的情况下，于接下来的五分钟内将排队队列疏散。

(2) 仿真结果

取 $Q=10I_9$ ； $R=10$ ；步长 $\delta=0.5$ 。

使用 4.2 节中所述算法，经过 1000 次迭代得到优化结果。其目标函数值为：

$$J = 2.2223 \times 10^5$$

表 4.2 给出了优化控制量序列；图 4.4 给出了状态优化轨迹，横轴为优化周期，纵轴为排队长度。

k	1	2	3	4	5
$u\%$	20	20	70	20	20

表 4.2 单交叉口控制变量优化序列

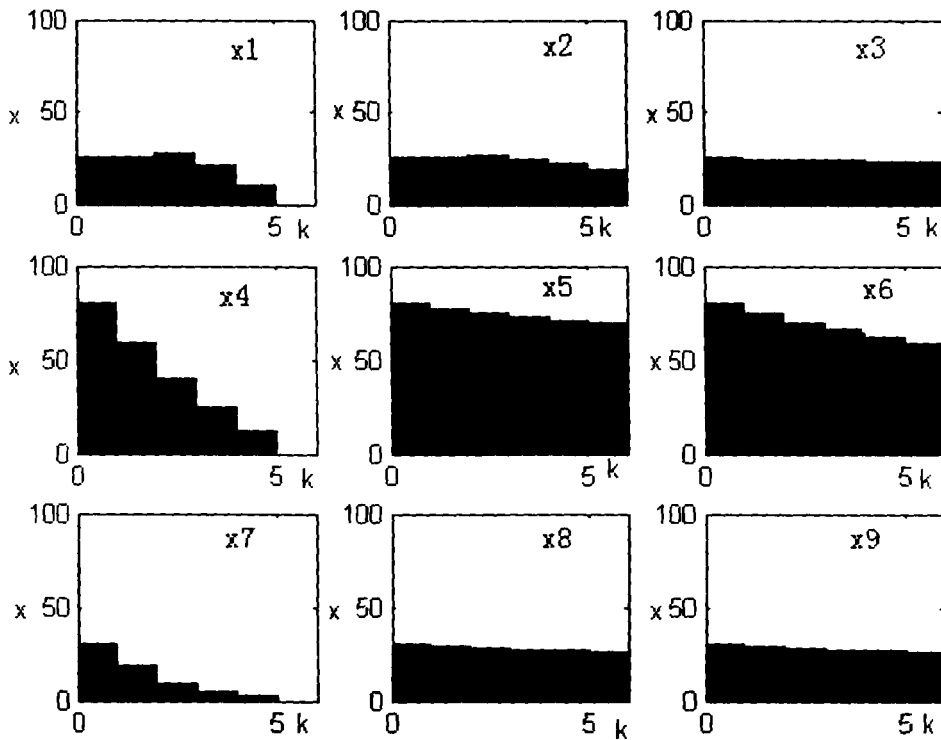


图 4.4 单交叉口各排队队长变化轨迹

(3) 讨论

①从图 4.4 可以看出各个排队队列都得到了不同程度的消散，尤其以 x_1, x_4, x_7 最甚。这是因为虽然 1, 4, 7 方向上的车辆到达率最高，但其对应的饱

和流率也最大。

②优化控制导致 1, 2 方向上的排队队长在第三周期（排队队长完全消散值前）有所增加，目的是为了缩短其他方向上的队长。

③此优化问题中的一些参数取值对结果有较大影响。如将 Q 的值增大 10 倍，则有以下结果：

经过 1000 次迭代得到优化结果，其目标函数值为：

$$J = 9.2265 \times 10^4$$

表 4.3 给出了优化控制量序列，图 4.5 给出了状态优化轨迹。

k	1	2	3	4	5
$u\%$	20	70	20	20	20

表 4.3 修正后的单交叉口控制变量优化序列

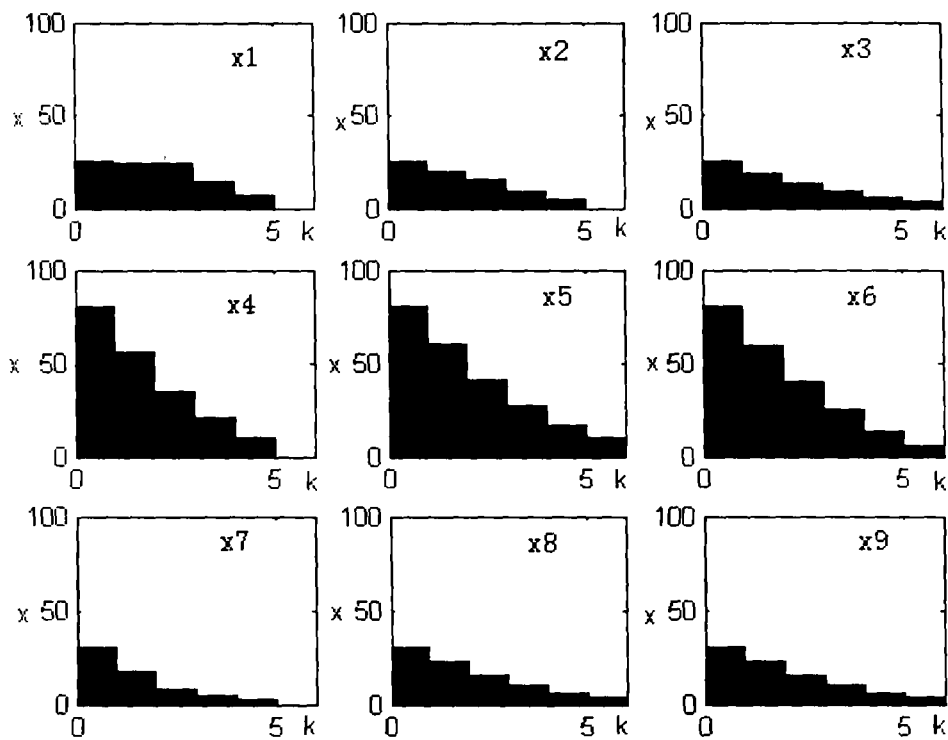


图 4.5 修正后的单交叉口各排队队长变化轨迹

由以上图形可以看出优化效果得到了明显的改善，各排队队长均有大幅衰减。这是因为在目标函数中增加了对队长的权重，而 $\|\Delta u\|_R^2$ 项没什么实际意义，不代表通常所谓的能量消耗，因此加权矩阵 R 相对于 Q 来说应该取小一些。

4.3.2 两交叉口网络

(1) 系统建模

对于如图 4.6 的两交叉口网络，两路口间距为 90 米，时延为 1 分钟。各交通流标号如图，排队队长、饱和流量及车辆到达率的定义同上例。周期为 60 秒，其中有 6 秒的损失时间。

取控制变量 u_1 为对应于交通流 1 的绿信比；控制变量 u_2 为对应于交通流 3 的绿信比。则有状态方程：

$$\begin{aligned} x_1(k+1) &= x_1(k) + q_1(k) - S_1 u_1(k) \\ x_2(k+1) &= x_2(k) + q_2(k) - S_2(0.9 - u_1(k)) \\ x_3(k+1) &= x_3(k) + S_1 u_1(k-1) - S_3 u_2(k) \\ x_4(k+1) &= x_4(k) + q_4(k) - S_4(0.9 - u_2(k)) \end{aligned} \quad (4-29)$$

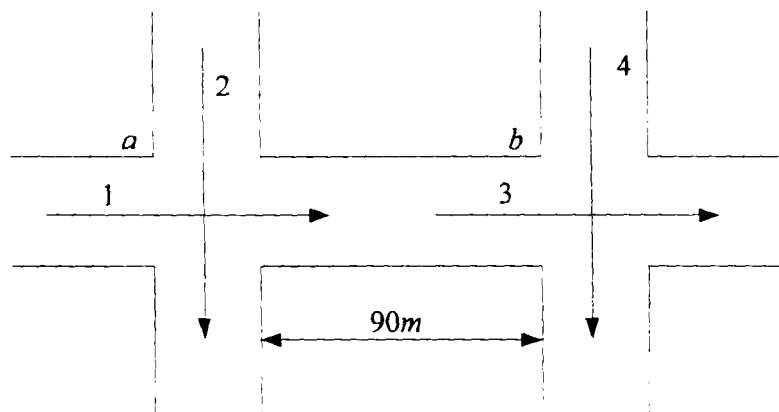


图 4.6 两交叉口网络

设控制变量的期望值 $u^* = 0.4$ ，且 $0.2 \leq u_i \leq 0.7, i = 1, 2$ ，所以新的控制变量的范围是 $-0.2 \leq \Delta u \leq 0.3$ 。表 4.4 给出的是此网络在 17:00 到 18:00 间平均每周期的饱和流率和车辆到达率。

i	1	2	3	4
S_i	60	32	48	52
q_i	15	8.2	内部交通流	16.9

表 4.4

所以系统状态方程 (4-29) 可写成向量矩阵的形式为：

$$\mathbf{x}(k+1) = A\mathbf{x}(k) + B_0\Delta\mathbf{u}(k) + B_1\Delta\mathbf{u}(k-1) + \mathbf{d} \quad (4-30)$$

其中 $A = I_4$, 4 阶的单位矩阵;

$$B_0 = \begin{bmatrix} -60 & 0 \\ 32 & 0 \\ 0 & -48 \\ 0 & 52 \end{bmatrix}; \quad B_1 = \begin{bmatrix} 0 & 0 \\ 0 & 0 \\ 60 & 0 \\ 0 & 0 \end{bmatrix};$$

$$\mathbf{d}^T = [-9 \quad -7.8 \quad 4.8 \quad -9.1];$$

$$\mathbf{x}_{\min} = \mathbf{0}; \quad \mathbf{x}_{\max}^T = [60 \quad 45 \quad 30 \quad 45].$$

目标函数为

$$J = \sum_{k=0}^3 [\|\mathbf{x}(k)\|_Q^2 + \|\Delta u(k)\|_R^2] \quad (4-31)$$

初始状态为:

$$\mathbf{x}(0)^T = [50 \quad 30 \quad 45 \quad 40]$$

控制目标就是在有车辆到达 ($q_i, i=1,2,3,4$) 的情况下, 于接下来的三分钟内将排队队列疏散。

(2) 仿真结果

$$\text{取 } Q = 100 \times \begin{bmatrix} 1.5 & & & 0 \\ & 1 & & \\ & & 1.5 & \\ 0 & & & 1 \end{bmatrix}; \quad R = \begin{bmatrix} 10 & 0 \\ 0 & 5 \end{bmatrix}; \quad \text{步长 } \delta = 0.5.$$

使用前述算法, 经过 1000 次迭代得到优化结果。其目标函数值为:

$$J = 2.0310 \times 10^5$$

表 4.5 给出了优化控制量序列, 图 4.7 给出了优化状态轨迹, 横轴为优化周期, 纵轴为排队长度。

k	1	2	3
$u_1\%$	20	20	70
$u_2\%$	20	70	70

表 4.5 两交叉口网络控制变量优化序列

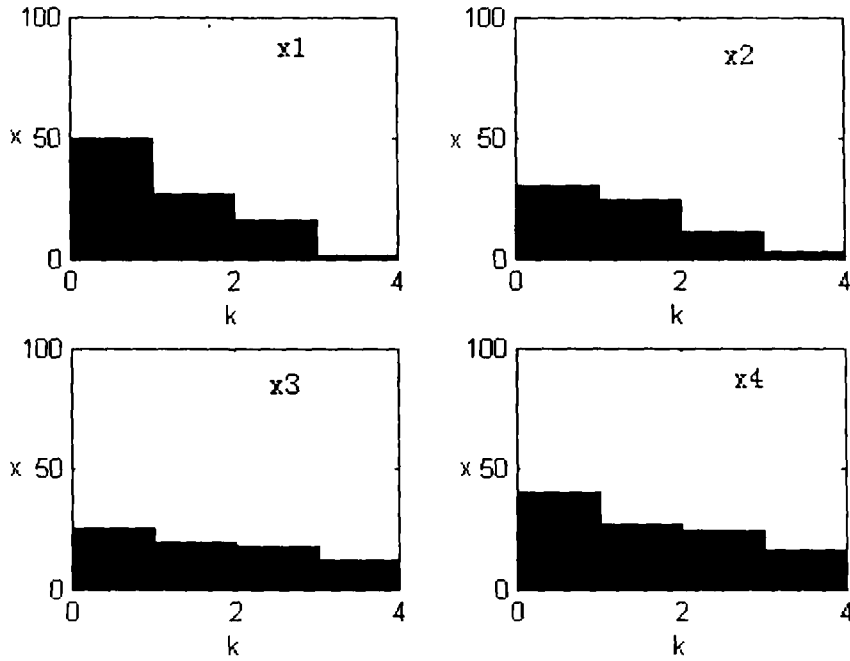


图 4.7 两交叉口网络各排队队长变化轨迹

(3)讨论

由上面的仿真结果可以看出此算法在两交叉口网络的网络优化中取得了良好的效果。其中两交叉口的时滞由它们的间距来确定。

4.3.3 三交叉口网络优化

(1)系统建模

网络如图 4.8 所示，由于其两两间距离较近，路段存储能力相当小，所以优化的难度有所增加。各交通流如图所示，每个交叉口的信号周期为 1 分钟，其中有 6 秒是损失时间。路口 a, b 间的时延为 2 分钟，路口 b, c 间的时延为 1 分钟。

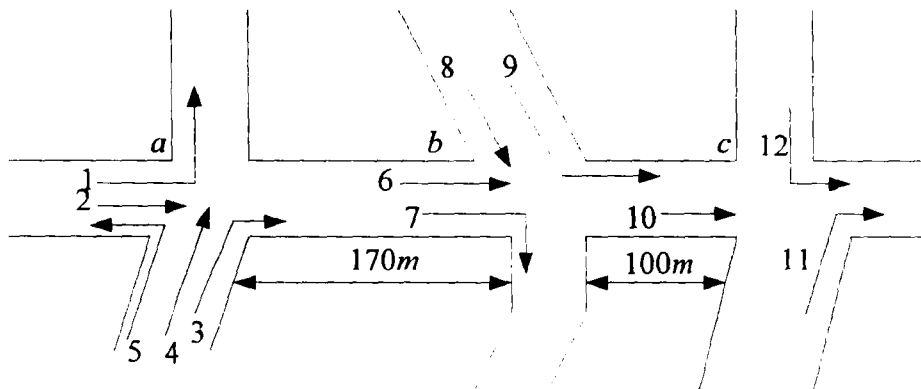


图 4.8 三交叉口网络示意图

控制变量 u_1 对应于交通流 1, 2 的绿信比；控制变量 u_2 对应于交通流 6, 7

的绿信比；控制变量 u_3 对应于交通流 10, 12 的绿信比。则有如下的状态方程：

$$\begin{aligned}
 x_1(k+1) &= x_1(k) + q_1(k) - S_1 u_1(k) \\
 x_2(k+1) &= x_2(k) + q_2(k) - S_2 u_1(k) \\
 x_3(k+1) &= x_3(k) + q_3(k) - S_3(0.9 - u_1(k)) \\
 x_4(k+1) &= x_4(k) + q_4(k) - S_4(0.9 - u_1(k)) \\
 x_5(k+1) &= x_5(k) + q_5(k) - S_5(0.9 - u_1(k)) \\
 x_6(k+1) &= x_6(k) + 0.7S_1 u_1(k-2) + 0.7S_5(0.5 - u_1(k-2)) - S_6 u_2(k) \\
 x_7(k+1) &= x_7(k) + 0.3S_1 u_1(k-2) + 0.3S_5(0.5 - u_1(k-2)) - S_7 u_2(k) \\
 x_8(k+1) &= x_8(k) + q_8(k) - S_8(0.9 - u_2(k)) \\
 x_9(k+1) &= x_9(k) + q_9(k) - S_9(0.9 - u_2(k)) \\
 x_{10}(k+1) &= x_{10}(k) + S_6 u_2(k-1) - S_9(0.9 - u_2(k-1)) - S_{10} u_3(k) \\
 x_{11}(k+1) &= x_{11}(k) + q_{11}(k) - S_{11}(0.9 - u_3(k)) \\
 x_{12}(k+1) &= x_{12}(k) + q_{12}(k) - S_{12} u_3(k)
 \end{aligned}$$

(4-32)

表 4.6 给出的是此网络在 17:00 到 18:00 间平均每周期的饱和流率和车辆到达率。

i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
S_i	64	26	34	30	5	64	27	130	35	96	88	25
q_i	7.6	3.1	23.7	20.5	2.7	内	内	14.8	4.1	内	2.2	2.0

表 4.6

取控制变量的期望值为：

$u_1^* = 0.45; u_2^* = 0.30; u_3^* = 0.50$ 。且 $0.2 \leq u_i \leq 0.7, i = 1, 2, 3$ ，所以新控制变量的约束条件为：

$$\begin{aligned}
 -0.25 &\leq \Delta u \leq 0.25 \\
 -0.1 &\leq \Delta u \leq 0.4 \\
 -0.3 &\leq \Delta u \leq 0.2
 \end{aligned}$$

状态变量的约束条件为：

$$\mathbf{x}_{\min} = \mathbf{0}$$

$$\mathbf{x}_{\max}^T = [40 \quad 40 \quad 40 \quad 80 \quad 80 \quad 50 \quad 50 \quad 40 \quad 40 \quad 25 \quad 40 \quad 40]$$

初始条件为：

$$\mathbf{x}^T(0) = [30 \quad 30 \quad 30 \quad 70 \quad 70 \quad 40 \quad 40 \quad 30 \quad 30 \quad 20 \quad 30 \quad 30]$$

所以系统 (4-32) 的向量矩阵形式为:

$$\mathbf{x}(k+1) = A\mathbf{x}(k) + B_0\Delta\mathbf{u}(k) + B_1\Delta\mathbf{u}(k-1) + B_2\Delta\mathbf{u}(k-2) + \mathbf{d} \quad (4-33)$$

其中: $A = I_{12}$;

$$B_0 = \begin{bmatrix} -64 & 0 & 0 \\ -26 & 0 & 0 \\ 34 & 0 & 0 \\ 30 & 0 & 0 \\ 5 & 0 & 0 \\ 0 & -64 & 0 \\ 0 & -27 & 0 \\ 0 & 130 & 0 \\ 0 & 35 & 0 \\ 0 & 0 & -96 \\ 0 & 0 & 88 \\ 0 & 0 & -25 \end{bmatrix}, \quad B_1 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 29 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{bmatrix},$$

$$B_2 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 41.3 & 0 & 0 \\ 17.7 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}, \quad \mathbf{d} = \begin{bmatrix} -21.2 \\ -8.6 \\ 8.4 \\ 7 \\ 0.45 \\ 2.54 \\ 1.22 \\ -63.2 \\ -16.9 \\ -7.8 \\ -33 \\ -10.5 \end{bmatrix}$$

目标函数为

$$J = \sum_{k=0}^3 [\|\mathbf{x}(k)\|_Q^2 + \|\Delta\mathbf{u}(k)\|_R^2] \quad (4-34)$$

(2) 仿真结果

取 $Q = Q_D \times I_{12}$, $Q_D = [1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1.5 \ 1.5 \ 1 \ 1 \ 2 \ 1 \ 1]$;

$$R = \begin{bmatrix} 10 & 0 \\ 0 & 10 \\ 0 & 10 \end{bmatrix}; \quad \text{步长 } \delta = 0.5。$$

i	1	2	3
u_1	0.2	0.2	0.2
u_2	0.7	0.7	0.7
u_3	0.7	0.7	0.7

表 4.7

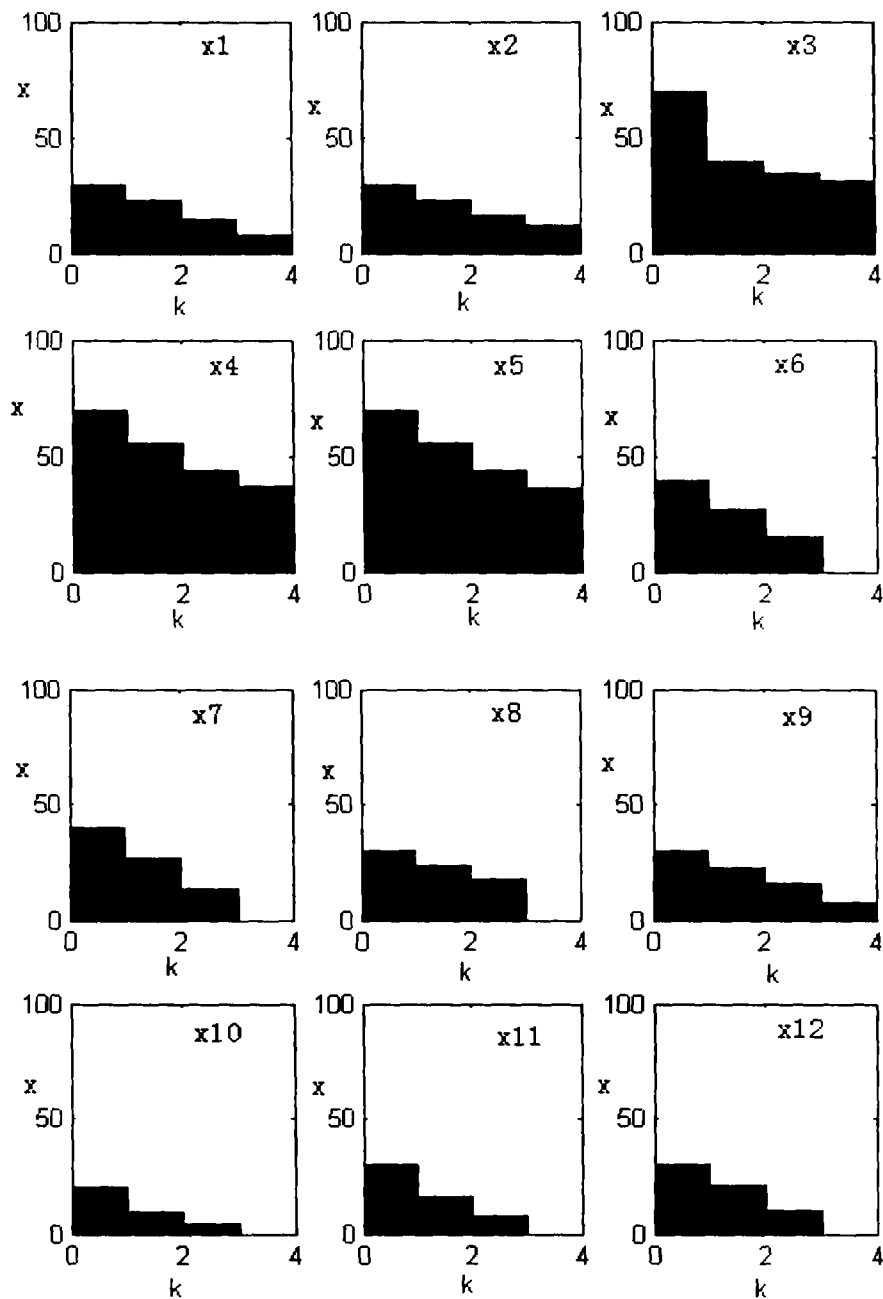


图 4.9 排队队长优化轨迹图

使用前述算法，经过 1000 次迭代得到优化结果。其目标函数值为：

$$J = 1.0911 \times 10^6$$

表 4.7 给出了优化控制量序列，图 4.9 给出了优化状态轨迹，横轴为优化周期，纵轴为排队长度。

(3)讨论

①由图 4.9 可看出，队列 x_3, x_4, x_5 的长度降低不多。这是因为相对于饱和流率 s_3, s_4, s_5 ，其各自的车辆到达率 q_3, q_4, q_5 过高。所以尽管控制量 u_1 取最小值使得对应于它们的方向由最大绿灯时间，但其饱和流率太小而不能使排队得到消散。

②在交通工程实践中，可以认为转弯车辆数与直行车量数之比是相当稳定的，对不同的时段可设为不同的固定值。在本例中，交通流 6, 7 的车辆数之比设为 7:3。当然此比值还可按照具体情况进行修改。

4.4 模型讨论

从 4.3 节中几个仿真实例可看出，每个路口的排队车辆都得到了不同程度的疏散。但这个算法也存在着不足之处：

(1)在 Singh&Tamura 模型中，对状态量的某些限制条件不合理。假如状态量必须满足这些条件的话，将会导致与已知条件相矛盾的现象。

文献[44]中对此问题有详细讨论，其要点如下：

对于状态方程

$$x_1(k+1) = x_1(k) + q_1(k) - s_1 u_1(k) \quad (4-35)$$

s.t.

$$0 \leq x_1(k) \leq x_{1,\max} \quad k = 0, 1, \dots, K \quad (4-36)$$

$$u_{\min} \leq u_1(k) \leq u_{\max} \quad k = 0, 1, \dots, K-1 \quad (4-37)$$

对于在给定的 $k = k^* (0 \leq k^* \leq K-1)$ 的 $x_1(k)$ ， $q_1(k^*)$ 满足以下不等式

$$s_1 u_{1,\min} - x_1(k^*) \leq q_1(k^*) \leq x_{1,\max} + s_1 u_{1,\max} - x_1(k^*) \quad (4-38)$$

假设对于某一控制 $u_1(k^*-1)$ ， $x_1(k^*) = 0$ 。由不等式 (4-38) 可知，此时如果想要使 $x_1(k^*+1)$ 满足 (4-35) (4-36) (4-37)，则 $q_1(k^*)$ 的最小值为 $s_1 u_{1,\min}$ 。但若此时的 $q_1(k^*)$ 小于 $s_1 u_{1,\min}$ ，那么尽管使用 $u_{1,\min}$ 可以将其全部疏散， $x_1(k^*+1)$ 也不能满足限制条件 (4-36)。也就是说，尽管 $x_1(k) = 0$ (即排队被完

全疏散)是最期望的状态,但由于和实际交通现象相抵触而不能实现。

文献[44]中也给出了新的状态变量限制条件:

$$\begin{aligned} s_i u_i(k) &\leq x_i(k) \leq x_{i,\max}, k = 0, 1, \dots, K-1 \\ 0 &\leq x_i(k) \leq x_{i,\max}, k = K \end{aligned} \quad (4-39)$$

但此文只给出了改进算法在单个交叉口的应用,在交通网络中的优化算法有待进一步的确立,这方面可以作为今后研究工作的一个方向。

(2)在 Singh&Tamura 模型中对交通控制系统的约束条件过于严格,当初始条件有所波动或参数改变时,往往只能得到次优解,而不能得到最优解。而且,正如前面得到的结论:最优控制经常出现在控制量的边界值上。

第五章 XATM-V 型智能信号机的 CAN 总线通讯系统设计

西北工业大学空中交通管理系统研究所一直致力于城市交通控制系统的研究, 研制开发的 XATM 系列智能交通信号机已在全国多个城市应用, 取得了良好的经济效益。XATM-V 型智能交通信号机是这个大家庭的新成员, 除了具备基本的点控、线控功能外, 还具备网络控制功能。基于 CAN 总线构建的系统在可靠性、实时性和灵活性等方面具有突出的优秀性能, 所以我们使用其来组建信号机局域网, 以实现城市交通网络信号控制。本章将主要介绍基于 CAN 总线构建的 XATM-V 型智能交通信号机的通讯系统的硬、软件设计

5.1 XATM-V 型智能信号机简介

选用性能优良的交通信号控制机是保证城市交通系统自动化控制的关键一环。但是, 就目前国内各城市已安装的各类智能交通信号机而言, 存在以下问题:

- (1) 进口国外的交通信号机不仅价格昂贵, 而且不完全适合我国具体国情;
- (2) 我国生产的智能交通信号机大多数功能少、集成度低、故障频繁。

信号机工作的稳定性和可靠性对于城市交通的正常运行和人民群众的生命安全具有十分重要的意义。因此, 研制和生产稳定、可靠的高性能智能交通信号机是十分必要的。为此, 西北工业大学空中交通管理系统研究所于 1997 年以来, 连续开发了 5 种型号的信号机, 用于交通控制。下面将最新型号的信号机作以简单介绍。

5.1.1 信号机系统设计

XATM-V 型智能信号机系统组成原理框图如图 5.1 所示。系统由输入部分、控制部分、输出部分、绿检部分、CPU 异常检测及 RAM 数据保护、应急部分、通讯部分七大块组成。

(1) 输入部分包括一些功能信号输入转换开关、键盘参数输入及功能、状态指示等, 便于使用及维修人员对系统实际状态的了解。

(2) 控制部分采用了非易失性实时时钟芯片, 因而信号机有较精确的时钟基准, 日误差时间小于 1 秒。而且在信号机掉电后, 时钟将不会停止运行, 用户无

须担心掉电后数据是否会丢失。

信号机内部设有交通路口灯色方案数据表、交通控制方案表、多时段时间表、调光时间表、闪光时间表、特殊日日期类型变更表等。信号机工作时，根据不同的控制方式查询相应的数据表。

(3)输出部分完成信号机输出信号的锁定、功率放大，信号灯的点亮或熄灭。灯色信号是由信号机的 24 个输出端子(可扩充到 36 个)输出，经过输出锁存送到灯器驱动电路，由驱动输出直接点亮信号灯。应急电路可直接控制驱动电路，进行保安控制或闪光控制，同时封锁主控板的信号输出，以免相互冲突。

(4)信号机采用了 CPU 监控芯片，监视用户程序的运行，防止用户程序走飞。并且它还能保护 RAM 中的数据，防止用户输入的数据丢失。

(5)检测部分完成对绿灯信号的检测及绿冲突和绿不一致的逻辑分析判断。

(6)应急电路是独立于主控板的一部分外围电路，当 CPU 出现异常不能正常工作，或者时钟电路不能正常计时时，应急板进行保安控制；当发生绿冲突后，应急板将进行闪光控制。

(7)通信部分主要完成信号机与信号机、信号机与上位机之间的通信功能。信号机与上位机的通信通过信号机的 RS—232 串行口或 CAN 总线实现，信号机之间采用 CAN 总线来通讯。在通讯之前，需协调通讯格式，采用相互一致的通讯协议及设置组态数据（包括波特率、起始位、停止位、校验方式）。

5.1.2 信号机实现功能

(1)定周期控制

在定周期控制方式下，信号机循环执行唯一的定周期控制方案，信号灯按照唯一特定的规律循环变化。

(2)多时段控制

在多时段控制方式下，用户可以将每天 24 小时分为最多 15 个时段，并为每个时段设置一个方案，信号机在不同的时间段内执行不同的方案。用户应该为多时段控制方式设置一个或多个时段及其对应的方案，否则多时段控制无效。若在某个时刻之后，用户没有设定方案，则信号机执行该时刻之前的那个方案。

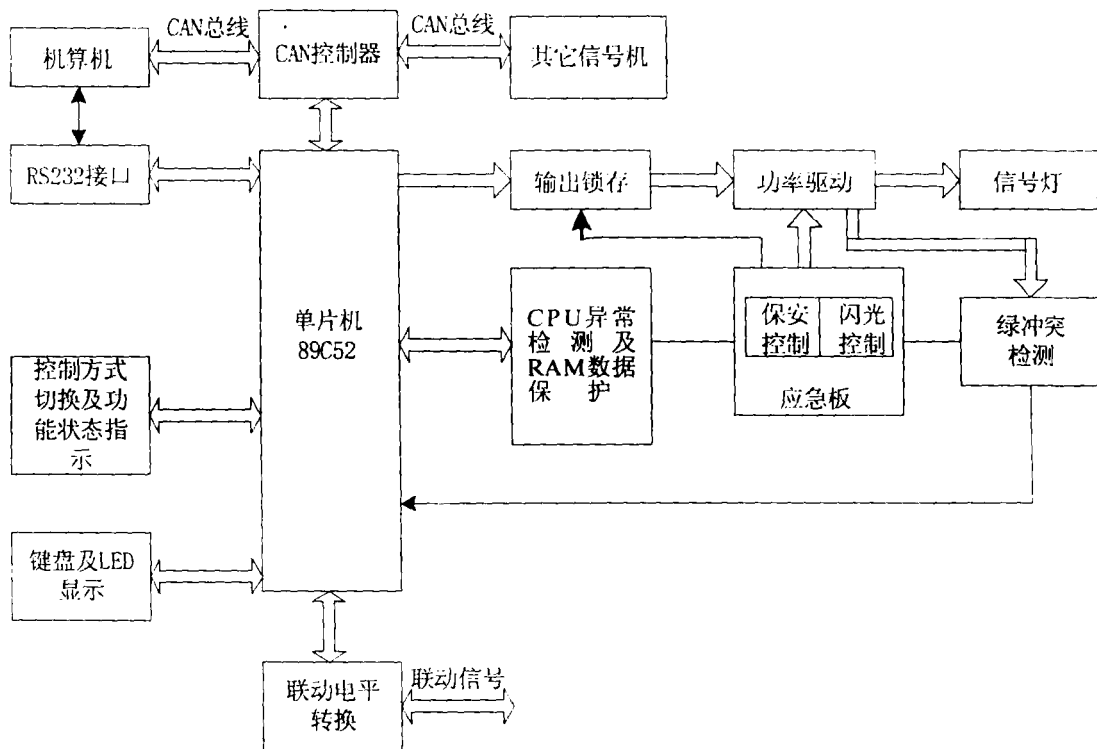


图 5.1 智能信号机系统构成框图

(3) 手动控制

手动控制用于需要人工干预的特殊情况。通过信号机面板上的手动按钮开关来实现自动与手动切换,在该控制方式下,步进的切换通过手动步进按钮来实现。

(4) 交通感应控制

每个交叉路口无固定的配时方案,信号机完全由车辆检测系统(电磁感应装置、微波检测装置或超声波检测装置等)检测到瞬时交通流量数据来灵活地确定各相位放行车流的起讫时间及放行量。信号机可以根据上位机的设定来实现半感应控制或全感应控制。

(5) 闪光控制

交叉路口的黄灯或红灯以规定的频率交替闪烁,信号机在软件定时、绿冲突或系统出现故障三种情况下进入闪光控制。

(6) 调光控制

用户可以为信号机设置各种日期类型的调光控制方案的起始时间和终止时间,信号机在设定的时刻进入或退出调光控制。进入调光控制后,原来的控制方式和控制方案不变,但信号灯的亮度下降为原来的 50%。该控制方式适用于夜间

控制，以避免光线过强而使司机“眩目”，防止发生交通事故。

(7)线控功能

即实现干线绿波带控制。相邻交叉路口执行相同的信号控制周期，主干道相位的绿灯开启时间（相位差）错开一定的时间。使得车辆在通过干线交叉口时总是在绿灯开始时到达，通过交叉口而无须停车。这样能提高车辆行车速度和道路通行能力，确保道路畅通，减少车辆在行驶过程中的延误时间。

(8)网络(区域)控制功能

系统的控制对象是城市或某个区域中所有交叉口的交通信号。在这种控制方式下，交通信号机将交通量数据实时地通过通信网传至上位机，上位机根据路网上交通量的实时变化情况，按一定时间步距不断调整正在执行的配时方案。通过这种控制方式，容易实现交叉路网的统一调度与管理，提高路网运行效率。我们使用 CAN 总线来组建此局域网。

5.1.3 信号机的特点

我们研制的智能交通信号机系统与普通信号机系统相比，在保持原有功能基础上，实现了交通信号机通讯、干线及网络控制功能。并且，实现了交通流量的在线检测，为实现城市交通智能控制提供了基本条件。该系统人机接口简单，操作简便，各项技术指标符合公安部安全行业标准，并且具有以下明显特点：

(1)集成程度高。新型信号机系统核心部分采用了单片机控制器 AT89C52 芯片，后级驱动电路采用高集成度的集成电路，简化了结构，提高了系统集成度。

(2)可靠性高、容错能力强。由于控制器的平均无故障时间在十万小时以上及信号机系统整体集成度提高，而且，信号机可以在主板故障时正常工作，使得信号机系统整体的可靠性大大提高。

(3)实现了交通流量和交叉路口排队长度在线检测，可以为智能流量优化控制等提供数据和模型。

(4)保护完善。软件增设了绿信号互锁，保证避免输出信号绿冲突。硬件能够自动进行故障诊断与定位，并实现绿切保护。

(5)方案生成方便、控制方式灵活。项目研制的交通方案生成集成环境，可将信号机的交通方案生成上位机数据文件，也可以将上位机控制方案直接转换为信

号机方案。

实际应用表明，新型智能交通信号机不仅在性能上，而且在结构设计上都比以往交通信号机优越。其安装和使用条件也比以往简单。该系统属国内首创，并已达到国外同类交通信号机系统的先进水平。新型交通信号机的使用，可以大大提高城市交通网的营运能力，有利于减少交通枢纽堵塞和交通事故的发生。

5.2 CAN 总线通信系统硬件设计

在前面章节中，叙述了信号机控制系统的三种方式：点控制，线控制和面控制。在线控制和面控制中，需要上位机和信号机之间、多台信号机之间的通讯。由于 RS-232 的局限性，不能组成一个系统网络；而采用 MODEM 借助现有电话线来通信虽然造价小，但速度太慢不能满足要求。由于 CAN 总线在速度和通讯质量上都有不错的表现，因此选用 CAN 网络来完成这个通讯功能。硬件设计包括两方面的内容，即上位机中的 CAN 适配器的设计和智能节点的设计。智能节点就是每台信号机中的 CAN 模块。

5.2.1 通信系统总体结构

(1) CAN 总线

CAN (Controller Area Network) 即控制器局域网，是一种有效支持分布式控制或实时控制的串行通信网络，最初由德国 Bosch 公司 80 年代用于汽车内部测试和控制仪器之间的数据通信[46,48]。由于其高性能、高可靠性、及独特的设计，CAN 总线越来越受到人们的重视，已经被广泛用于汽车、机器人、智能楼宇、机械制造、数控机床、医疗器械、液压传动、消防管理、传感器和自动化仪表等领域。目前 CAN 总线规范已被国际标准化组织 ISO 制订为国际标准 ISO11898，并得到了 Motorola, Intel, Philips, Siemens, NEC, Sillioni, Honeywell 等百余家国际著名大公司的支持，迅速推出各种集成有 CAN 协议的产品，是公认的几种最有前途的现场总线之一。

CAN 属于总线式串行通信网络，由于其采用了许多新技术及独特的设计，与一般的通信总线通信相比，CAN 总线的数据通信具有突出的可靠性、实时性和灵活性。其主要特点可概括如下[46,48]：

①CAN 为多主式工作，网络上任一节点均可在任意时刻主动向网络上其它节点发送信息，而不分主从，通信方式灵活，且无需站地地址等节点信息。利用这一特点可方便的构成多级备份系统。

②CAN 采用非破坏性总线仲裁技术，当多个节点同时向总线发送信息时，优先级较低的节点会主动的退出发送，而最高优先级的节点可不受影响的继续传输数据，从而大大节省了总线冲突仲裁时间。尤其是在网络负载很重的情况下也不会出现网络瘫痪情况（以太网则可能）。

③CAN 只需通过报文滤波即可实现点对点、一点对多点及全局广播等几种方式传送接收数据，无需专门的“调度”。

④CAN 的直接通信距离最远可达 10km（速率 5kbps 以下）；通信速率最高可达 1Mbps（通信距离最长为 40m）。

⑤CAN 上的节点数主要取决于总线驱动电路，目前可达 110 个；报文标识可达 2032 种（CAN2.0A），而扩展标准（CAN2.0B）的报文标识几乎不受限制。

(2) CAN 总线通信系统组成模式

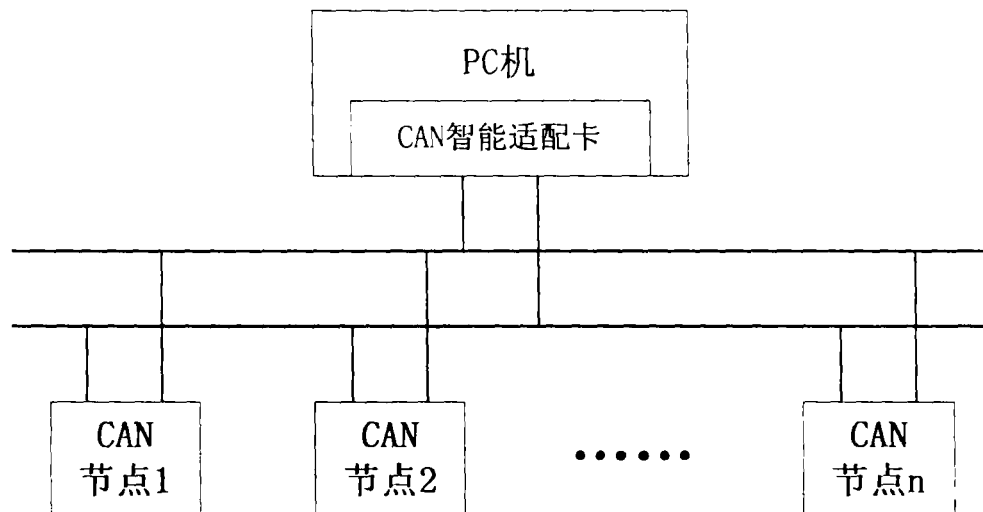


图 5.2 CAN 总线系统构成

CAN 总线系统的一般组成模式如图 5.2 所示，系统由上位计算机、CAN 通信适配卡及若干个 CAN 节点组成。CAN 通信适配卡插在 PC 机的 ISA 总线扩展槽内，是整个系统的关键。它承担着上位计算机和 CAN 节点之间的数据转发任务，即收集各个 CAN 节点上的数据转发给上位机，同时把上位机的命令和数据转发到各节点。

在本论文中，CAN 节点即是各交叉口的信号机。每台信号机的主板上都设计了 CAN 通讯单元模块，信号机就是通过这个单元联入 CAN 网络中。每台信号机也是通过这个 CAN 单元把需要传输的状态参数传到 CAN 网络上（即两条差分线），这样上位机就可以通过 CAN 适配器接收这些参数。反之，上位机通过 CAN 适配器把需要传输给信号机的控制参数传到网络上，以便信号机通过 CAN 模块接收。

5.2.2 CAN 模块构成

根据前面的分析和开发系统时的具体要求，在本论文的工作中采用 PHILIPS 公司的 CAN 总线控制器对通信系统进行开发。下面首先对使用的重要芯片做以简单介绍。

(1) CAN 总线控制器 SJA1000

SJA1000 是一种独立总线控制器，用于移动目标和一般工业环境中的区域网络控制（CAN），具有多主结构、总线访问优先权、成组与广播报文功能及硬件滤波功能。它是 PHILIPS 半导体 PCA82C200 CAN 控制器（Basic CAN）的替代产品。而且，它增加了一种新的工作模式（Peil CAN），这种模式支持具有很多新特性的 CAN2.0B 协议。主要特性如下[47]：

- ①PeliCAN模式扩展功能
- ②扩展的接收缓冲器（64字节先进先出FIFO）
- ③和CAN2.0B协议兼容（PCA82C200兼容模式中的无源扩展结构）
- ④同时支持11位和29位识别码
- ⑤位速率可达1Mbits/s

(2)CAN总线收发器PCA82C250

PCA82C250 是CAN 协议控制器和物理总线的接口，这个器件对总线提供不同的发送能力和对CAN控制器提供不同的接收能力。主要特性如下[49]：

- ①完全和ISO11898 标准兼容
- ②高速(达1Mbaud)
- ③在自动化环境中总线保护瞬变
- ④一个没有上电的节点不干扰总线

⑤至少可挂110个节点

一个 CAN 总线控制器和一个 CAN 总线收发器就构成了最简单的 CAN 总线单元模块。CAN 总线控制器主要完成通信控制功能，CAN 总线收发器主要用于增强系统的驱动能力。当有信息要发送时，CAN 总线控制器将此信息写入发送缓冲区，并置发送控制位为 1，CAN 总线收发器会将此信息转换为 CAN 协议允许电平，发送至 CAN 总线网络上；接收过程如下：CAN 总线收发器会自动将总线上的信息接收，并经过滤后放于 CAN 总线控制器的接收缓冲区内，此时 CAN 总线控制器的接收控制位被置位，信息随时等待着主控制器的读取。

5.2.3 节点开发

信号机中的 CAN 模块设计是在信号机的主板上完成的。下面首先给出这个模块的硬件结构框图。

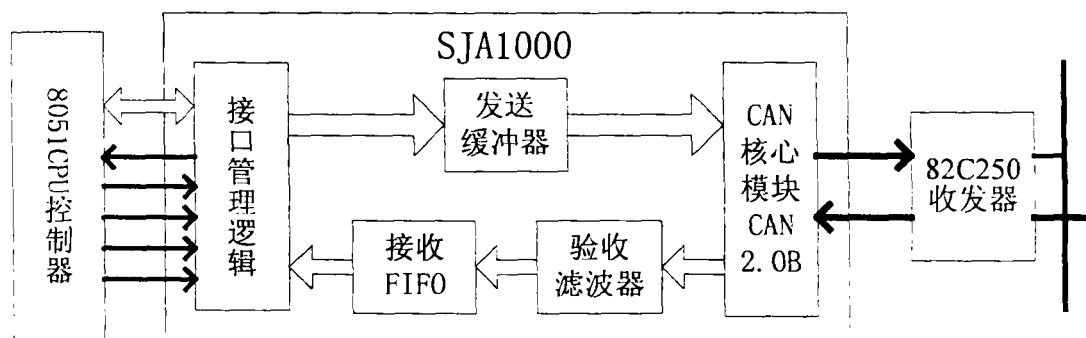


图 5.3 信号机主板上 CAN 单元硬件结构框图

本部分硬件由三部分组成：CPU8051，SJA1000CAN 控制器，PCA82C250 收发器。

8051 单片机是本模块的控制部分。主板上的主控制器 89C52 通过串口通讯把需要传送的数据发送给图 5.3 中的 8051，然后通过 CAN 控制器 SJA1000 将所需要发送的数据传输给 82C250 收发器，最后收发器将数据通过 CAN 网络传给上位机或其它信号机。接收的过程反之。

在电路设计中有下列几点需要注意：

(1)复位电路：为了得到一个复位电路，必须在 CAN 控制器的 XTAL1 管脚上接一个稳定的振荡器时钟。为保证 SJA1000 的所有寄存器被正确的复位，引脚 17（复位引脚）上的外部复位需要被同步并被内部延长到 15 个 t_{XTAL} 。在

具体设计过程中,采用 MAX 公司生产的复位芯片 MAX813L 来实现硬件上电复位电路。

(2)CPU 接口: SJA1000 支持对两个著名的微型控制器系列的直接连接, 80C51 和 68xx, 通过 SJA1000 的 MODE 引脚可选择接口模式:

Intel 模式 MODE = 高

Motorola 模式 MODE = 低

由于本设计使用了 51 系列微控制器, 所以将 MODE 引脚置高。

(3)总线两端两个 $120\ \Omega$ 的电阻, 对于匹配总线阻抗, 起着相当重要的作用。忽略掉它们, 会使数据通信的抗干扰性及可靠性大大降低, 甚至无法通信。

(4)SJA1000 的 TX1 脚悬空, RX1 引脚的电位必须维持在约 $0.5V_{cc}$ 上, 否则, 将不能形成 CAN 协议所要求的电平逻辑。如果系统传输距离近, 环境干扰小, 可以不用电流隔离, 这样可直接把 82C250 的 VREF 端(约为 $0.5\ V_{cc}$)与 RX1 脚相连, 从而简化了电路。

(5)82C250 第 8 脚与地之间的电阻 R_s 称为斜率电阻, 它的取值决定了系统处于高速工作方式还是斜率控制方式。把该引脚直接与地相连, 系统将处于高速工作方式, 在这种方式下, 为避免射频干扰, 建议使用屏蔽电缆作总线; 而在波特率较低、总线较短时, 一般采用斜率控制方式, 上升及下降的斜率取决于电阻的阻值, 实验数据表明 $15\sim 200\text{k}\ \Omega$ 为 R_s 较理想的取值范围, 在该方式下, 可以使用平行线或双绞线作总线。在调试过程中采用双绞线进行通讯, 因此 R_s 值取 $20\text{k}\ \Omega$ 。

(6)为了和 PCA82C200 兼容 SJA1000 包括一个模拟接收输入比较器电路, 如果收发器的功能由分立元件实现这个集成的比较器就能使用。硬件通过 RX 接地激活 SJA1000 的比较器旁路功能。这样可以减少内部延时。

5.2.4 上位机适配卡开发

适配卡通常分为两种: 简单型和智能型。

(1)简单型: 仅用于 CAN 总线与上位机交换数据, 适配卡只起数据转发的作用, 即收集 CAN 总线上各个节点上的数据, 转发给上位机, 并把上位机的 CPU 命令和数据转发给节点。其电路由 CAN 通讯控制器、CAN 物理接口、PC 总线

接口电路等构成。

(2)智能型：除了数据交换任务外，还要完成对 CAN 总线上的用户系统的部分监控、管理工作，少量的程序存储器及少量的数据缓冲存储器，称为智能适配卡。它可以减轻上位机的部分任务，提高系统的实时性。这种适配卡需要较多的程序存储器和数据存储器。

由于上位机和信号机之间没有太多的数据需要传输，仅仅是一些数据信息、状态、命令或控制参数，因此为简化硬件设计及其成本，我们采用简单型适配器设计方案。具体硬件框图如下：

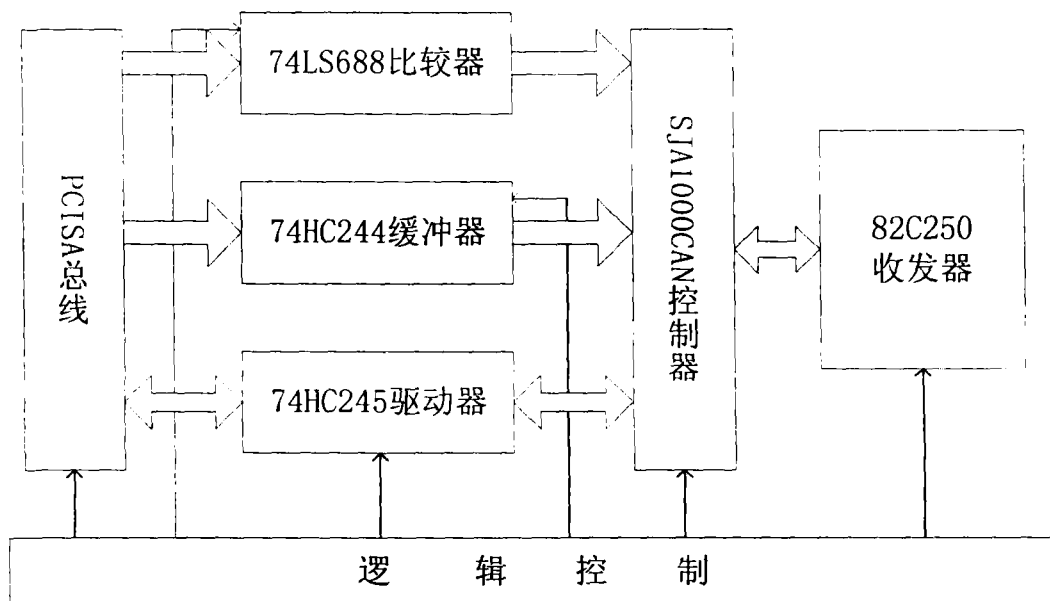


图 5.4 上位机 CAN 适配器结构框图

图中，PC 机我们采用 ISA 总线结构。74LS688 比较器的作用是提供 SJA1000 的片选信号。因为我们知道 PC 机的 I/O 地址资源是相当庞大的，同时由于计算机内外部的设备占用了一定的资源，因此必须保证适配器的 I/O 地址与其他的设备是不能冲突的，所以通过比较器和跳线设置的组合，可以使适配器有多个地址可选。这样当一个地址与其他设备冲突时，可以选择另一个地址作为适配器的 I/O 地址。

PCISA 总线的地址线通过 74HC244 与 SJA1000 的地址/数据线相连。74HC244 提供 PCISA 总线的低八位地址。74HC245 双向驱动器连接 PCISA 总线和 SJA1000 的数据线，提供数据的双向流通。

设计过程中的一些注意事项：

(1)在软件上实现中断控制的接收和发送以及错误中断时,必须首先在硬件电路中设计中断电路。因此要将 SJA1000 的中断引脚与 PCISA 的一个中断相连。但是由于 PCISA 的 15 个中断由不同的设备所占用,因此,我设计了跳线的形式,以方便选择未占用的中断,考虑各中断被占用的机率大小,选择了以下几个中断: IRQ3~IRQ7, IRQ10, IRQ11, IRQ15。

(2)由于主板上的地址只对 $A_0 \sim A_9$ 进行译码,并且 I/O 设备的地址线中 A_9 必须是高电平。因此 PCISA 的 $A_0 \sim A_7$ 通过 74HC244 与 SJA1000 的 $AD_0 \sim AD_7$ 相连,而 PCISA 的 A_8 和 A_9 分别连接如下图 6.5。因此, A_9 等于 1。若跳线 1 (J1) 短接,则 $A_8=0$, 此时 SJA1000 在 PCISA 中的地址范围是 200H~277H; 若跳线 2 (J2) 短接,则 $A_8=1$, 此时 SJA1000 在 PCISA 中的地址范围是 300H~377H。

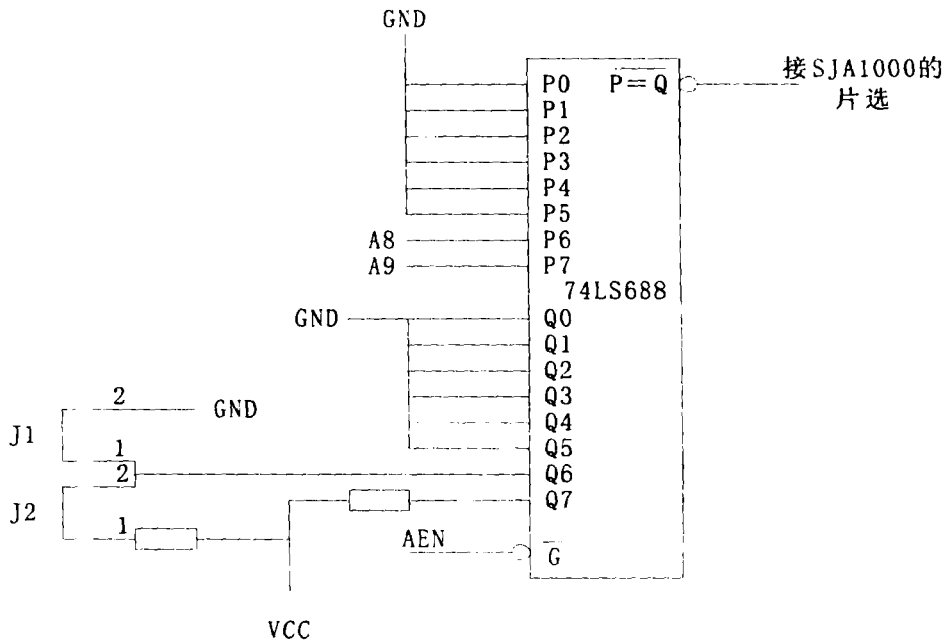


图 5.5 SJA1000 的地址范围选择原理

5.3 CAN 总线通信系统软件设计

软件实现包括信号机的软件实现和上位机的软件实现。因为上位机采用了 Visual Basic 编写的软件集成环境,是我们工作组其他成员的工作,所以只介绍信号机节点的软件实现。其实就基本的发送、接收来说,对信号机节点和上位机是一样的。

通过 CAN 总线建立通讯的步骤是:

- 系统上电后
 - 设定主控制器连接到 SJA1000 的硬件和软件
 - 设定用于通讯的 CAN 控制器，关于模式、验收滤波器和位时序等等的方面。SJA1000 硬件复位后也要完成这些工作
- 在应用的主过程中
- 准备要发送的信息和激活 SJA1000 以发送它们
 - 在被 CAN 控制器所接收的信息起作用
 - 在通讯期间发生的错误起作用

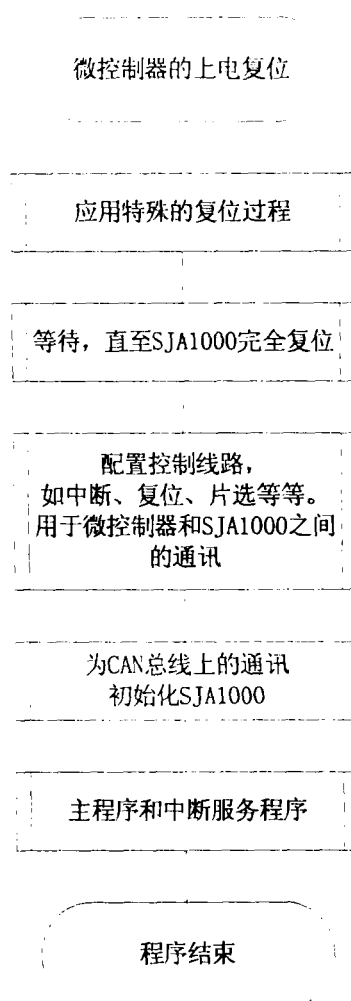


图 5.6 程序的总体流程

图 5.6 表示了程序的总体流程，下面还会详细地解说那些直接控制 SJA1000 的流程。

5.3.1 初始化程序

CAN 独立控制器SJA1000在上电硬件复位后，必须先对其进行初始化，才能用于CAN总线通讯。

上电后，CAN 独立控制器在管脚17得到一个来自主控制器的复位脉冲（低电平），使它能够进入复位模式。在对SJA1000 寄存器设定前主控制器通过读复位模式/请求标志来检查SJA1000是否已达到复位模式，因为要得到配置信息的寄存器仅在复位模式能写入。初始化流程图见图5.7。

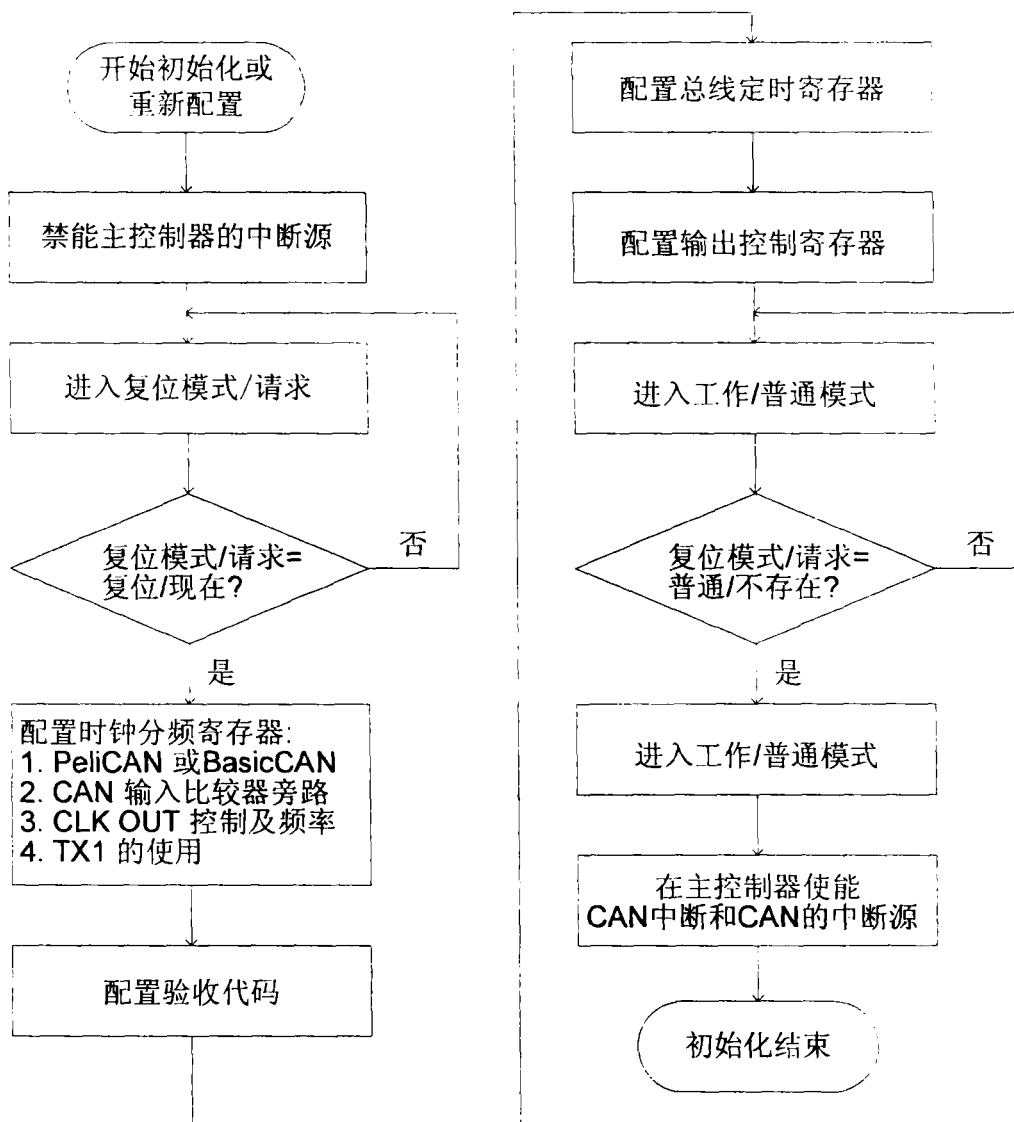


图5.7初始化流程图

在复位模式,主控制器必须配置SJA1000 控制段的寄存器:

- 模式寄存器仅在Pelican 模式里在下面的模式中选择操作应用

- 验收滤波器模式
- 自我测试模式
- 仅听模式
- 时钟分频寄存器定义
 - 是否使用BasicCAN 或PeliCAN 模式
 - 是否使能CLKOUT 管脚
 - 是否使用旁路CAN 输入比较器
 - TX1 输出是否被用作专门的接收中断输出
- 验收代码和验收屏蔽寄存器
 - 为收到的信息定义验收代码
 - 为和验收代码的相关位比较的信息的相关位定义验收屏蔽
- 总线定时寄存器
 - 定义总线上的位速率
 - 定义位周期位采样点上的采样点
 - 定义在一个位周期里采样的数目
- 输出控制寄存器
 - 定义CAN 总线输出管脚TX0 和TX1 的输出模式
 - 正常输出模式时钟输出模式双相位输出模式或测试输出模式
 - 定义TX0 和TX1 输出管脚配置
 - 悬空下拉上拉或推挽和极性

初始化中的一些具体细节:

(1)对ACR, AMR进行写操作是要界定对什么样的报文予以接收, 因此有时称它们为验收滤波器, 当满足以下两个条件之一, 并存在空的接收缓存器(RBF)时, 完整报文可被正确接收。

条件之一: ACR与报文标识符的高8位在AMR为“0”的那些位(即相关位)上对应相等。

条件之二: AMR=0FFh, 即ACR的所有位均为不相关(或屏蔽)位。这两个寄存器也是编排标识符的基本依据。

在调试过程中, 既调试过条件二, 又调试过条件一, 都很成功。

(2)BTR0进行操作,可决定波特率预分频器(BRP)和同步跳转宽度(SJW)的数值;对BTR1进行写操作,可决定位周期的宽度、采样点的位置及在每个采样点进行采样的次数。这两个寄存器的内容,可惟一确定波特率及同步跳转宽度。

(3)硬件通过RX接地激活SJA1000 的比较器旁路功能。在软件上应将时钟分频寄存器的CBP=1。

5.3.2 发送程序

信息的发送是由CAN 控制器SJA1000 独立完成的。主控制器(8051)必须将要发送的信息传送到发送缓冲器,然后将命令寄存器里的发送请求标志置位。发送过程可由SJA1000 的中断请求或控制段的查询状态标志控制完成。

(1)中断控制的发送

要利用中断来控制发送,首先应该使CAN 控制器SJA1000的接收中断和主控制器(8051)的外部中断使能。SJA1000的中断使能标志是位于BasicCAN 模式的控制寄存器和PeliCAN 模式的中断使能寄存器。

当SJA1000 正在发送信息时,主控制器不能向发送缓冲器写信息,所以在写一条新信息到发送缓冲器中之前,主控制器必须检查状态寄存器的发送缓冲器状态标志TBS,以控制以下两种情况:

➤ 发送缓冲器被锁定

主控制器将新信息暂时存放在它自己的存储器里,并设置一个标志,表示一条信息正在等待被发送,它会保存到软件设计者来处理这些临时存储信息。该存储器可设计为存储几条等待被发送的信息。信息发送的开始会在中断服务程序中处理(程序在当前运行发送的末端被初始化)。

CAN 控制器收到中断(见图5.8的中断处理过程)时,主控制器会检查中断类型,如果是发送中断,它会检查是否有更多的信息要被发送,一个正在等待的信息会从临时存储器拷贝到发送缓冲器,表示要发送更多信息的标志被清除。置位命令寄存器的发送请求TR 标志,SJA1000 将启动发送。

➤ 发送缓冲器被释放

主控制器将新信息写入发送缓冲器,并置位命令寄存器的标志发送请求TR,这将导致SJA1000 启动发送,在发送成功结束时CAN 控制器会产生一个发送中

断。

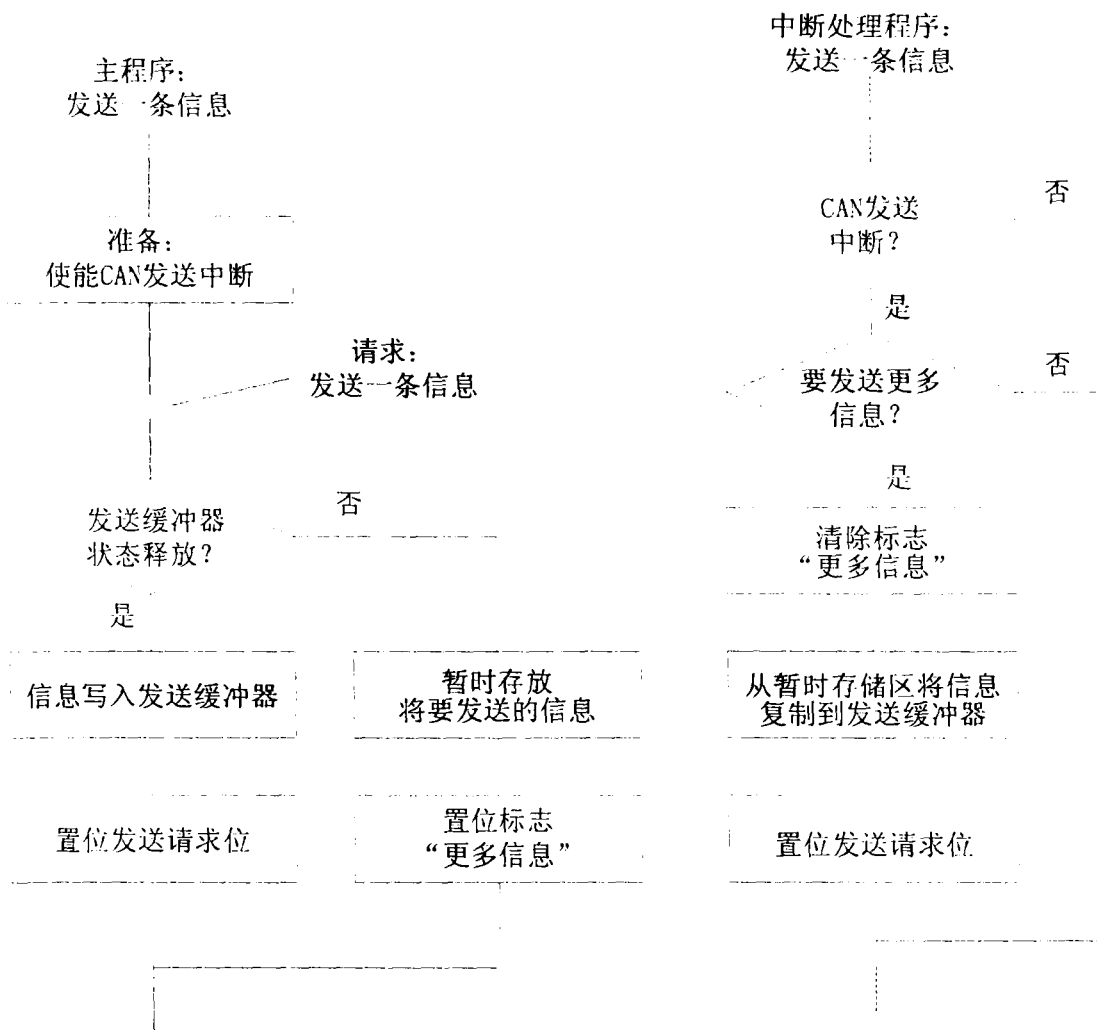


图 5.8 发送一条信息（中断控制）的流程

(2) 查询控制的发送

流程如图 5.9 所示。CAN 控制器的发送中断对这种发送控制无效。

只要 SJA1000 正在发送信息，发送缓冲器就被写锁定，因此在将新信息放进发送缓冲器之前，主控制器必须检查状态寄存器的“发送缓冲器状态”标志 TBS。

① 发送缓冲器被锁定

定期查询状态寄存器，主控制器等待，直到发送缓冲器被释放。

② 发送缓冲器被释放

主控制器将新信息写入发送缓冲器并置位命令寄存器见的“发送请求” TR 标志，此时 SJA1000 将启动发送。

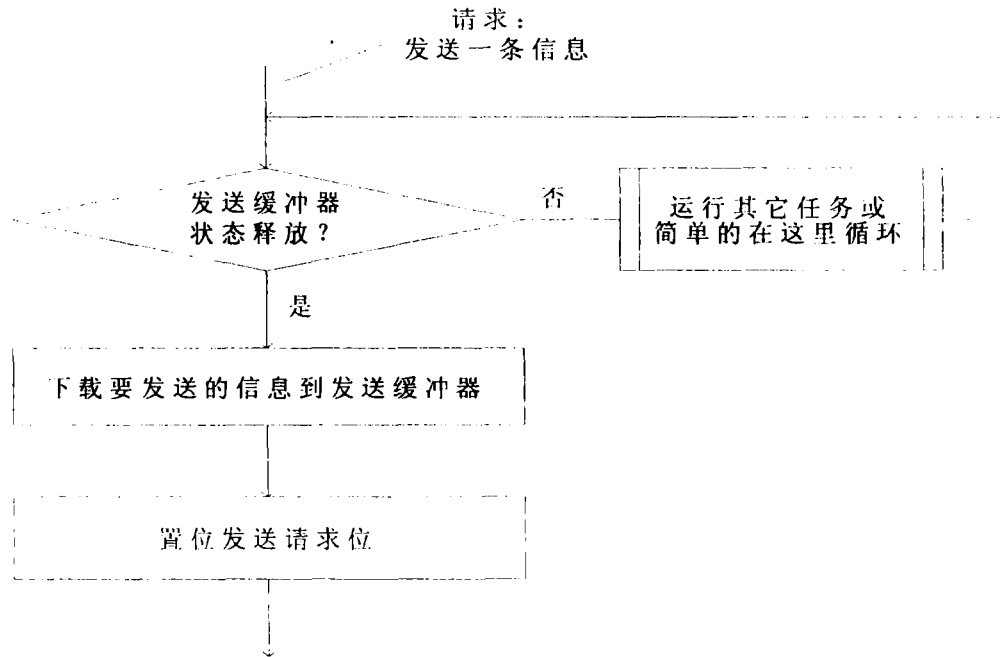


图 5.9 发送一条信息（查询控制）的流程

5.3.3 接收程序

信息的接收也由 CAN 控制器 SJA1000 独立完成。SJA1000 把收到的信息放到接收缓冲器，然后对状态寄存器的接收缓冲器状态标志“RBS”和接收中断标志“RI”置位。这样主控制器就可以通过这两个信息知道 SJA1000 接收到数据，并将这条信息发送到本地的信息存储器，然后释放接收缓冲器，并对接收到的信息进行操作。发送过程同样能被来自 SJA1000 的中断请求或查询 SJA1000 的控制段状态标志来控制。

(1) 查询控制的接收

流程如图 5.10 所示 CAN 控制器在这种接收类型下接收中断禁能。主控制器查询读 SJA1000 的状态寄存器，检查如果接收缓冲状态标志（RBS）看是否收到一个信息，这些标志的定义位于控制段的寄存器。

➤ 接收缓冲器状态标志 = “空” 也就是没有收到信息。

主控制器继续当前的任务直到收到检查接收缓冲器状态的新请求。

➤ 接收缓冲器状态标志满，也就是说收到一个或更多的信息。

主控制器从 SJA1000 得到第一条信息，然后通过置位命令寄存器的相应位发送一个释放接收缓冲器命令。如图 5.10 所示，主控制器在检查更多信息前处

理每个收到的信息。但这样要反复接收，反复处理，因此也可以通过再次查询接收缓冲器状态位立即接收更多信息，而将所有收到的信息一起处理。在这种情况下主控制器的信息存储器必须足够大以存储多于一条的信息，在已经发送和处理一条或所有的信息后主控制器继续其他的任务。

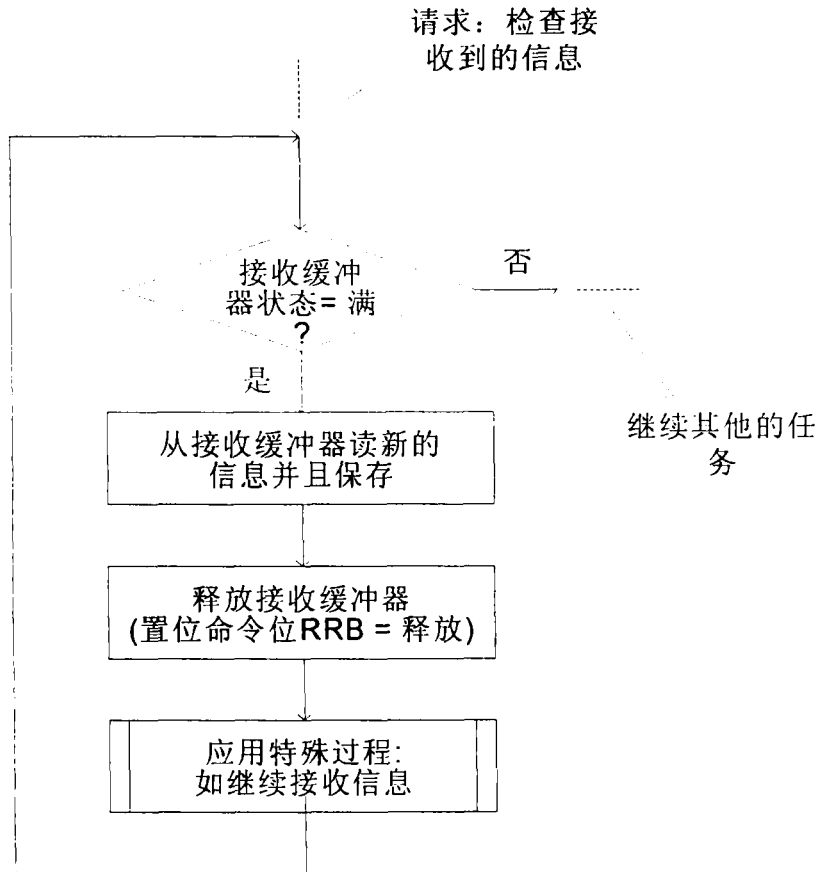


图 5.10 接收信息流程图（查询控制）

(2) 中断控制的接收

要利用中断来控制发送，首先应该使 CAN 控制器 SJA1000 的接收中断和主控制器（8051）的外部中断使能。SJA1000 的中断使能标志是位于 BasicCAN 模式的控制寄存器和 PeliCAN 模式的中断使能寄存器。

如果 SJA1000 已接收一条信息，这条信息已通过验收滤波器且已放在接收 FIFO 中，那么会产生一个接收中断，因此主控制器能立刻起作用，发送接收到的信息到信息存储器，然后通过对命令寄存器的相应标志“RRB”置位发送一个释放接收缓冲器命令。在接收 FIFO 里的更多信息将产生一个新的接收中断，因此在一个中断期间不可能将所有在接收 FIFO 中的有效信息读出。和这个方法相反，图 5.11 显示了一个将所有信息一次读出的过程。在释放了接收缓冲器后，

SJA1000 会检查状态寄存器中接收缓冲状态 (RBS) 看是否有更多信息, 而所有有效的信息都会被循环读出。

如图 5.11 所示整个接收过程在中断程序期间完成, 而且和主程序没有相互作用。如果可行的话, 信息的处理甚至也可以在中断程序里完成。

5.3.4 数据溢出处理程序

万一接收 FIFO 满了, 但还在接收其他信息, 就会通过置位状态寄存器中的数据溢出状态位 (如果使能) 通知主控制器有数据溢出, SJA1000 会产生一个数据溢出中断。

如果运行在数据溢出的状态下, 由于主控制器没有足够的时间及时从接收缓冲器取收到的信息而变得极度超载。一个表示数据丢失的数据溢出信号, 可能会导致系统矛盾。通常一个系统应该设计成: 为了避免数据溢出, 收到的信息要被足够快地传输和处理, 如果数据溢出不能避免, 那么主控制器应该执行一个特殊的处理程序来处理这些情况。

图 5.11 是有关的程序流程, 立即处理数据溢出中断。

在已经传输这条信息后 (该信息产生接收中断并释放接收缓冲器), 会通过读接收缓冲器状态来检查是否在接收 FIFO 中还有有效信息。因此在继续下一步之前, 所有的信息都能从接收 FIFO 取出。当然在中断期间读一条信息并且处理完它 (可能的话), 要比 SJA1000 接收一条新信息更快点。否则主控制器将一直在中断里读信息。

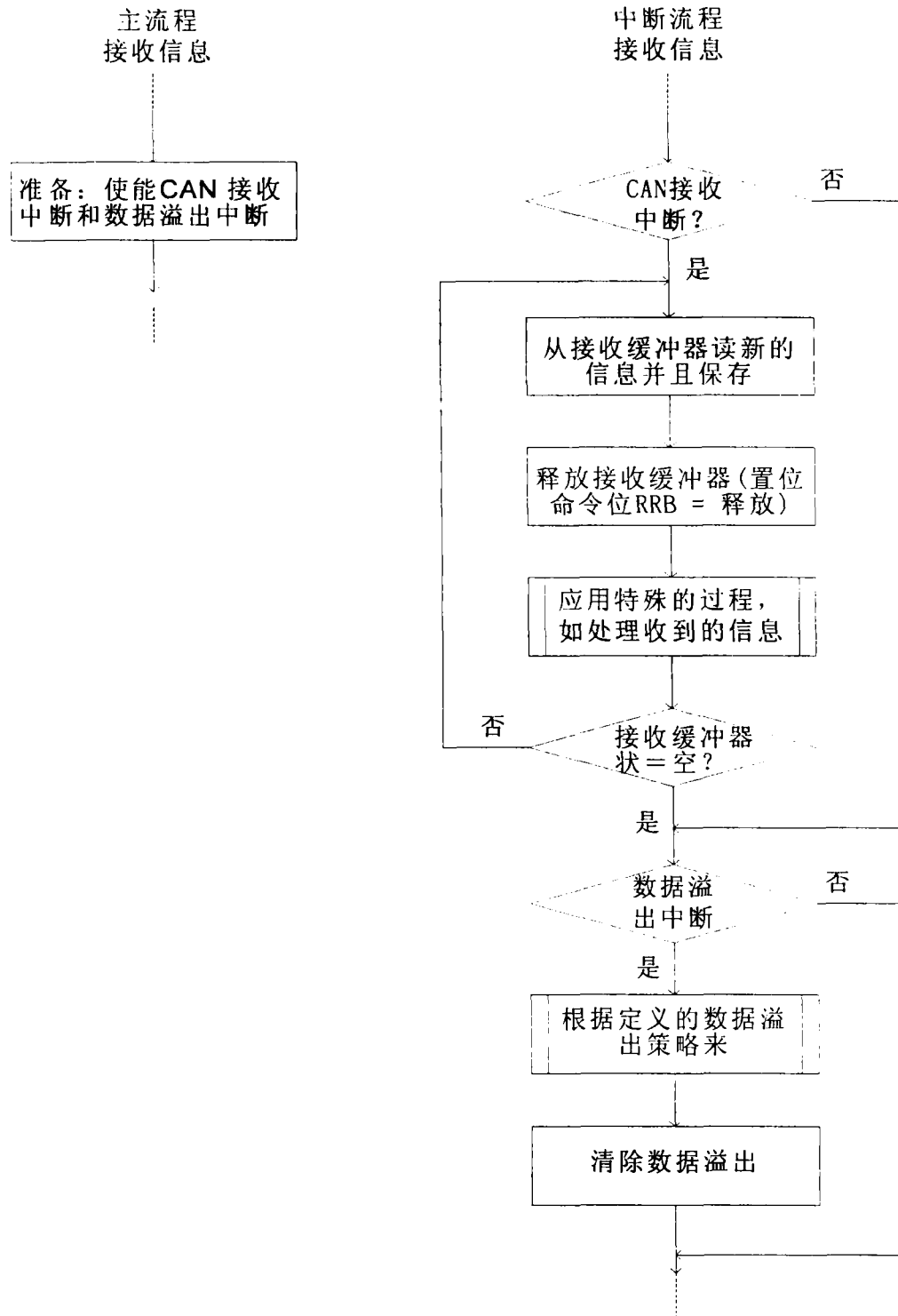


图5.11 信息接收（中断控制）和数据溢出流程图

总结与展望

本论文的工作主要体现在两个方面：

(1)城市交通网络信号优化方面所做的研究工作。以 Singh 和 Tamura 的模型为基础对实际单路口及多路口网络分别进行建模, 并采用大系统的降阶思想编写了算法对它们进行仿真。结果表明该优化算法在一定程度上对排队对长进行了有效的疏散。

(2)论文中还基于 XATM--IV 智能交通信号机的基础上完成了 CAN 总线通讯系统的软硬件开发与调试。

但由于时间紧张, 论文中的许多内容还有值得完善的地方。

(1)寻找有效的网络优化控制方法

城市交通控制系统是一种对象不确定的、复杂的大系统, 以致很难用数学模型表示。本文所引用 Tamura 时延算法虽然能使排队车辆得到有效的疏散, 但由于交通模型的约束条件过于严格, 经常只能得到次优解, 而且其得到的解多数情况下是在边界上。因此必须寻找有效的寻优方法。

(2)组建城市交通网络信号控制系统。

本文所述的 XATM--IV 智能交通信号控制系统, 不仅继承和完善了以前型号的点控和线控功能外, 还具备了网络控制功能。下一步要做的工作是组建实际的交通网络控制系统, 在实际中不断改进和完善我们的工作。

(3)将信号控制系统与相关技术结合, 建设功能多样化的城市交通智能控制系统。现在各大中城市都在进行宽带网的建设, 其主要目的是为更多的用户提供电子商务、电信等的服务, 我们可以将这个系统应用于工业控制系统中。比如在城市交通控制中, 我们可以将路口信号控制系统、交通监视系统、路径引导系统、不停车自动收费系统等通过有线或无线接入设备接入宽带网。这样可不但可以有效地控制交通路口的信号控制系统、实时地传送通信监视系统的图像信息, 而且可以将自动收费系统的收费信息传入各金融机构进行结算。其思路是每一个路口分配一个网址, 作为客户端, 控制中心作为一个服务端, 每个客户都可以根据实际情况和权限获得服务端有效的服务。

致 谢

承蒙导师史忠科教授几年来的悉心指导，使我的论文得以顺利完成，史老师敏锐的思维、开阔的视野、严谨的治学态度，渊博的知识给我留下了深刻的印象。在两年多的时间里，史老师给了我不少锻炼机会，这将使我受益终生。

我十分幸运地处于一个融洽的集体，大家相互帮助、团结协作，使得我们地面交通组在实际项目上任务得以顺利完成。在这个大家庭中，生活上受到照顾，学习上得到帮助，科研中获得经验，感谢交通组的全体成员，他们是：陈小锋、王莉莉、何中元、周贵伟、周鹏、陈刚、刘勇、陈诗皓、胡海峰等。同时向教研室关心和帮助过我的诸位老师和师兄师姐致谢，他们是吴方向、李永明、刘慧英、王安、曲仕茹、黄辉先、赵凯、刘建锋、杨伟、胡永红、袁基玮、左奇、牛景涛、吴宗智、李广峰、石小雨、徐晓敏等。

最后要感谢我的家人，正是在他们在物质和精神上的支持和帮助，我得以顺利完成学业。

参 考 文 献

- [1]郑运平 张东梅 智能交通系统 (ITS) 建模与控制问题. 公路交通科技, 1996
- [2]陆化普 城市交通现代化管理 人民交通出版社 1998
- [3]欧海涛 张文渊 张卫东 许晓鸣 城市交通控制研究的新发展 Vol 29, No.5
- [4]王亦兵等 城市高速公路交通控制综述. 自动化学报 1998, 24 (4): 484~496
- [5]史其信 陆化普 中国 ITS 发展构想. 公路交通科技, 1998 (9)
- [6]王元庆 韩荣良 城市交通的若干观点及西安市城市交通的宏观对策 西安公路交通大学学报 1998 .08
- [7]尹宏宾 徐建闽 徐亚国 发展智能交通系统的思考 国外公路 2000.04 交通基础存在问题
- [8] Shepherd, S.P., Review of Congestion Control, Technical Note 264, Institute for Transport Studies, Leeds-UK, 1990.
- [9] B. M. Chard, C. J. Lines, TRANSYT—the latest developments, Traffic Engineering and Control, 1987, 4:387-390.
- [10] P. B. Hunt, D. I. Robertson and R. D. Bretherson , The Scoot on-line traffic signal optimization technique, Traffic Engineering and Control, 1982, 2:190-192.
- [11] Shepherd, S.P., Review of Congestion Control, Technical Note 264, Institute for Transport Studies, Leeds-UK, 1990.
- [12] Singh M G and Tamura H. Modeling and hierachial optimization for oversaturated urban road traffic network[J]. Int. J. Control, 1974, 20(6): 913-934
- [13] Baras J.S., et al, Discrete-time Point Process in Urban Traffic Queue Estimation, IEEE Trans.Ac-24 (1979), 12-27.
- [14] Kashini H.R., Saradis,G.N., A learning algorithm for Adaption to Traffic's Dynamic Variation,6th IFAC Sym. On Identification and System Parameter Estimation, 1982,719-723.
- [15] Menna G, Patracco P., Area Traffic Control:A Decentralized Approach, Proc.European Conf.on Applied Information Technology of IFIP,1979.303-311.
- [16] Mavleod C.J., McCartney, Multi-level Control of Road Traffic Networks Using

- Micoprocessors, IEE Trends on On-line Computer Control System, 1979.126-131.
- [17]周鹏 史忠科 陈小锋 城市交通联网控制及其多目标优化实现 控制理论及应用 Vol.19 No.2
- [18] Kinzer J P. Application of the theory of probability to problems of highway traffic. B.C.E. thesis, Polytechnic Institute of Brooklyn(July 1,1933); also Proc. Inst. Traffic Eng. , 5(1934): 118—124
- [19] Adams W F. Road traffic considered as a random series. J. Inst. Civil Eng. 4(1936): 121—130
- [20] Greenshield B D. ,Shapiro D, Ericksen. E L. Traffic performance at urban street intersections. Tech. Rep. No. 1. Yale Bureau of Highway Traffic, New Haven, Conn(1947)
- [21] Reusche L A. Vehicle movements in a platoon. Oesterreichisches arch., 1950, 4: 193—215
- [22] Pipes L A. Proposed dynamic analogy of traffic. J.A.P. Phys. ,1953, 24: 274—282
- [23] Chander R E, Herman R E, Montroll E W. Traffic dynamics: Study in car following. Opns.Res.6,1958, 165—184
- [24] Herman R E, Montroll E W, Polls R B, et al. Traffic dynamics: analysis of stability in car following. Opns.Res.7,1959, 86—106
- [25] Lighthill M H, Whitham G B. On Kinematics Wave: A theory of traffic on long crowded roads. Proc.R.Soc. London, Ser. A.1995, 22:317—345
- [26] Richards P L. Shock waves on the highway, Opns.Res. 1956, 4(1):42—51
- [27] Cleveland D E, Capelle D G. Queuing theory approaches: An Introduction to Traffic Flow Theory, Special Report 79, Highway Research Board, Washington D.C. ,1964, 49—98
- [28] Pipes L A. An Operational Analysis of Traffic Dynamics. Applied Physics, 1953, 24(3): 274-281
- [29] Gerlough D L, Huber M J. Traffic Flow Theory of steady state flow. Opns. Rs. 1959; 7(4):499—505
- [30]王明祺 交通流理论的研究进展 力学进展 Vol.25 No.3

- [31]冯蔚东 贺国光 刘豹 交通流理论评述 系统工程学报 Vol.13 No.3
- [32]朱永明 交通工程学简介 广西交通科技 Vol.22 No.2
- [33]王殿海 曲昭伟 对交通流理论的再认识 交通工程学报 Vol.1 No.4
- [34] Serge P. Hoogendoorn, Piet H.L. Bovy, State-of-the-art of Vehicular Traffic Flow Modelling, Special Issue on Road Traffic Modelling and Control of the Journal of Systems and Control Engineering.
- [35]广晓平 钱勇生 赵鹏 交通流中的回波及其传播特征 兰州铁道学院学报 Vol.20 No.1
- [36] Navin F P D. Traffic congestion catastrophes. *Transpn. Planning and Tech.*, 1986; 11; 19~25
- [37] Hall F L. An interpretation of speed-flow concentration relationships using catastrophe theory. *Transpn. Res.*, 1987; 21A: 191~201
- [38] Dillion D S, Hall F L. Freeway operations and the cusp catastrophe: An empirical analysis, *Transpn. Res. Record* 1132, 1988. 66~76
- [39]荆便顺 道路交通控制工程 人民交通出版社 1995
- [40] Prigogine I, Herman R. Kinetic theory of vehicular traffic. New York: American Elsevier, 1971
- [41]杨佩昆 张树生 交通管理与控制 人民交通出版社 2000
- [42] M.G.Singh, H.Tamura. Modelling and hierarchical optimization for oversaturated urban road traffic networks. *Int.J.Control*, 1974, Vol.20, No.6, 913-934
- [43]王翼 张朝池 大系统控制—方法和技术 天津大学出版社 1993
- [44] J.H.Lim, S.H.Hwang, I.H.Suh, Z.Bien, Hierarchical optimization for oversaturated urban road traffic networks. *Int.J.Control*, 1981, Vol.33, No.4, 727-737
- [45]薛劲松 徐吉万 陈大海 城市交通网络的模型化技术和最优控制 信息与控制 1981 Vol.3
- [46]郭宽明 CAN 总线原理和应用系统设计[M].北京:北京航空航天大学出版社.1996.
- [47] SJA1000 Stand-alone CAN controller. Philips Data Sheet
- [48]阳宪惠 现场总线技术及其应用 清华大学出版社 1999
- [49] PCA82C250 CAN controller interface. Preliminary Specification