

本科生毕业设计

|  |
| --- |
| 基于GPU的SSSP算法优化研究 |

|  |  |
| --- | --- |
| 院 系 | 计算机科学与技术 |
| 专业班级 | 计算机1808 |
| 姓 名 | 马忠平 |
| 学 号 | U201814719 |
| 指导教师 | 张宇 |

2022年05月30日

**学位论文原创性声明**

本人郑重声明：所呈交的论文是本人在导师的指导下独立进行研究所取得的研究成果。除了文中特别加以标注引用的内容外，本论文不包括任何其他个人或集体已经发表或撰写的成果作品。本人完全意识到本声明的法律后果由本人承担。

作者签名： 年 月 日

**学位论文版权使用授权书**

本学位论文作者完全了解学校有关保障、使用学位论文的规定，同意学校保留并向有关学位论文管理部门或机构送交论文的复印件和电子版，允许论文被查阅和借阅。本人授权省级优秀学士论文评选机构将本学位论文的全部或部分内容编入有关数据进行检索，可以采用影印、缩印或扫描等复制手段保存和汇编本学位论文。

本学位论文属于 1、保密囗，在 年解密后适用本授权书

2、不保密囗 。

（请在以上相应方框内打“√”）

作者签名： 年 月 日

导师签名： 年 月 日

摘 要

随着GPU设备运算速度的不断提高，GPU并行加速技术也越来越多地应用于科学计算、学术研究等领域。同时，多GPU协同工作也成为提高计算机运算速度的一种重要方式。如何利用GPU异构并行性对算法进行加速优化以及如何协调多GPU联合计算成为一个非常重要的研究课题。

针对上述课题，基于CUDA编程环境，实现了对于SSSP典型求解算法Dijkstra以及Bellman-Ford算法的并行异构加速。此外，还基于前人提出的Groute模型实现和测试了多GPU联合计算下的SSSP算法加速效果。实验结果表明，GPU的并行优化效果对于并行性较差的Dijkstra算法加速效果有限，但十分契合于Bellman-Ford算法，并行加速后的加速比甚至能达到500以上。另一方面，多GPU联合计算不失为一种有效的算力提升手段，但其通信开销不容小觑。

**关键词**： GPU，CUDA编程， 单源点最短路径，Groute编程框架，联合计算

Abstract

With the continuous improvement of the computing speed of GPU devices, GPU parallel acceleration technology is increasingly used in scientific computing, academic research and other fields. At the same time, multi-GPU collaboration has also become an important way to improve the speed of computer computing. How to use GPU heterogeneous parallelism to accelerate the optimization of algorithms and how to coordinate multi-GPU joint computing has become a very important research topic.

In view of the above problems, based on the CUDA programming environment, parallel heterogeneous acceleration of the typical solution algorithm Dijkstra and Bellman-Ford algorithm for SSSP is realized. In addition, based on the previous grute model, the acceleration effect of SSSP algorithm under multi-GPU joint computing is implemented and tested. Experimental results show that the parallel optimization effect of GPU is limited to the acceleration effect of Dijkstra algorithm with poor parallelism, but it is very suitable for bellman-Ford algorithm, and the acceleration ratio after parallel acceleration can even reach more than 500. On the other hand, multi-GPU joint computing is an effective means of improving computing power, but its communication cost should not be underestimated.

**Keywords:** GPU, CUDA Programming, SSSP, groute programming framework, joint computing

# 目 录

[摘 要 I](#_Toc103454370)

[Abstract II](#_Toc103454371)

[目 录 1](#_Toc103454372)

[1 绪 论 1](#_Toc103454373)

[1.1 课题背景 1](#_Toc103454374)

[1.2 国内外研究现状 3](#_Toc103454375)

[1.3 研究目的和主要内容 9](#_Toc103454376)

[1.4 论文结构 9](#_Toc103454377)

[1.5 课题来源 10](#_Toc103454378)

[2 具体背景技术概述 11](#_Toc103454379)

[2.1 迪杰斯特拉算法 11](#_Toc103454380)

[2.2 贝尔曼-佛德算法 12](#_Toc103454381)

[2.3 广度优先搜索算法 13](#_Toc103454382)

[2.4 开发工具分析及选择 13](#_Toc103454383)

[2.5 计算机统一设备框架（CUDA） 14](#_Toc103454384)

[2.6 Groute编程多GPU并发编程模型 18](#_Toc103454385)

[2.7 基本方案制定 24](#_Toc103454386)

[2.8 本章小结 24](#_Toc103454387)

[3 SSSP算法优化优化设计 25](#_Toc103454388)

[3.1 行压缩存储图（CSR）结构 25](#_Toc103454389)

[3.2 迪杰斯特拉算法分析和优化 26](#_Toc103454390)

[3.3 贝尔曼-佛德算法分析和优化 27](#_Toc103454391)

[3.4 基于Groute多GPU编程模型的SSSP算法优化 29](#_Toc103454392)

[3.5 本章小结 29](#_Toc103454393)

[4 基于SSSP的SSSP算法优化和实现 30](#_Toc103454394)

[4.1 基于GPU的迪杰斯特拉算法优化实现 30](#_Toc103454395)

[4.2 基于GPU的算法贝尔曼-佛德算法优化实现 31](#_Toc103454396)

[4.3 Groute编程框架下的SSSP算法优化实现 33](#_Toc103454397)

[4.4 设计中考虑的制约因素 33](#_Toc103454398)

[4.5 成本估算 33](#_Toc103454399)

[4.6 本章小结 34](#_Toc103454400)

[5 性能测试与分析 35](#_Toc103454401)

[5.1 测试用例 35](#_Toc103454402)

[5.2 数据处理 35](#_Toc103454403)

[5.3 测试环境 36](#_Toc103454404)

[5.4 性能测试 36](#_Toc103454405)

[5.5 本章小结 39](#_Toc103454406)

[6 总结与展望 40](#_Toc103454407)

[致 谢 42](#_Toc103454408)

[参考文献 43](#_Toc103454409)

# 绪 论

本章我们首先介绍了当前单源点最短路径算法的应用场景，简述了GPU并行化计算越来越广泛的应用，简述了SSSP算法的研究背景和发展趋势，其次，简述了研究目的和主要内容，梳理了论文结构，表明了课题来源。

## 课题背景

### 研究背景和趋势

社交网络正在变得无处不在，其数据量正在急剧增加。流行的在线社交网络网站，如Facebook，Twitter和LinkedIn，如今都拥有数亿活跃用户。谷歌的新社交网络Google+吸引了2500万独立用户，并在推出后的第一个月以每天约100万访问者的速度增长。实现这些海量图形的在线和交互式查询处理，特别是快速捕获和发现实体之间的关系，正在成为从社会科学到广告和营销研究再到国土安全的新兴应用不可或缺的组成部分。

最短路径计算是管理和查询社交网络最基本但最关键的问题之一。社交网络网站LinkedIn开创了著名的最短路径服务"你如何连到A"，它在3个步骤内表示出了你和用户A之间友谊链的精确描述。微软的Renlifang（EntityCube）记录了超过1000万个实体（人员，位置，组织）的十多亿个关系，允许用户在距离小于或等于6时检索两个实体之间的最短路径。新出现的在线应用程序"Six Degrees"提供了一种互动方式来展示您如何与Facebook网络中的其他人建立联系。此外，最短路径计算在确定信任和发现网络游戏中的朋友方面也很有用[1],[2]。 并行计算是加速计算机运算速度的一种经典手段{1}，它可以将大问题分成许多小问题，各个小问题的计算是同时进行的，或者说程序的执行过程是同时进行的。与经典计算{2}相比，并行计算可以获得更高的计算性能，但一般需要特殊的硬件架构支持。到今天为止，并行计算已成为计算机体系结构范式中占主导地位的流行领域。并行计算主要以多核处理器并行计算的形式出现，例如集群计算、大规模并行计算（MPPs）、网格计算、图形处理单元（GPU）等等。最近，单核处理器性能的进步几乎达到了物理极限，摩尔定律在提高更复杂算法的计算可行性方面变得不那么有效了。因此，科学家和工程师必须将日益复杂的算法转移到并行计算架构上，以减少算法的实际处理时间。

在过去的几年中，由于用于数据并行计算的相对便宜和高性能的计算平台，特别是在海量数据集的医学图像重建方面，GPU的数量得到了惊人的增长。GPU上的通用计算 (GPGPU) 是最近并行计算研究中的一个明显的趋势。在GPGPU框架中，由于每个芯片的特殊设计，在一台计算机中使用大量的多个图形单元可以进一步提高GPU的并行特性。GPU提供带来的高性能计算能力的一些优势是多CPU无法提供的{3}。

然而，GPU或GPGPU上的高性能计算利用需要根据图形基元重新表述当前的顺序计算问题，图形处理器的两个主要 API 库OpenGL和DirectX已在 GPU 上支持这些问题的处理。这种从通用编程到GPU硬件的繁琐转换被Sh/RapidMind、Brook和Accelerator等晦涩的GPU编程语言所消除{ 4、5}。但是这些语言对于没有相应的编程培训的普通程序员来说很难应用。为了进一步为 GPU 程序员提供真正的便利，NVIDIA的Compute Unified Device Architecture (CUDA)、Microsoft的DirectCompute和Apple/Khronos Group的OpenCL三个库为程序员提供了更可行的 GPU 编程框架，以简化了需要对数据转换为图形形式的过程，为利用 GPU 上的高性能计算速度提供了方便(6)。

实际上，SGI公司的一个小组在 1994年首先使用RealityEngine2.5在Onyx原始工作站上实现了基于GPU的图像侦察处理计算。但由于当时的图形硬件限制，SGI图形硬件实现比2004年的单核CPU处理器慢100倍{7}。然而，这之后单核CPU处理器的性能发展比GPU处理器的多核慢得多。如今，GPU 已成为当前计算机用于图形处理的标准硬件部分，并被进一步设计为处理数据并行问题的相对独立的标准框架，GPU可以很轻松地将单个元素数据分配给单独的逻辑核心以进行复杂处理[8]。如果在芯片与芯片的层面上对GPU与CPU进行比较，由于GPU的特殊架构，其在计算速度(FLOPS)和数据移动速度(GB/s)这两个关键指标上都可以拥有更优秀的处理能力，因此，GPU和CPU之间的这种发展差异为研究人员重新考虑在GPU框架上并行计算图像应用程序提供了新的动力。通过将数据并行计算部分直接输入到GPU上，可以将一台计算机中的物理计算机数量大大减少到最少。其好处不仅在于降低计算机设备成本，而且在任何机构、学校或医院内，整个系统运行所需的维护、空间、电力和冷却成本都更少。

### 提高并行图计算的途径

多GPU节点通常使用以下两种方法之一进行编程：

1. 简单方法

简单方法之中，每个GPU都是单独管理的，每个GPU设备运行一个进程[3],[4]或者使用批量同步并行的编程模型（BSP）[5]，其中的应用程序按照回合形式执行，每个轮次需要完成本地计算和全局通讯的过程[6],[7]。该方式会受到来自各种源（如OS等）的开销影响，并且需要消息传递接口进行通信。另一方面，BSP模型可能会在实现基于轮次执行的全局程序中引入不必要的序列化。

上述两种编程方法都可能导致多GPU平台利用率的低下。特别是对于不规则应用程序（负载不平衡以及常发生不可预测通讯的程序），多GPU平台难以发挥其并发性优势，极端情况下，甚至同一时间只能有一台设备运行，其他设备则等待数据同步。

1. 异步编程模型

原则上，异步编程模型可以减少其中一些问题。与基于回合形式的通讯不同，处理器可以自主计算和进行异步通讯，而无需等待其他处理器达到全局同步。但是，很少有应用程序能够进行异步并发执行。开发异步并发程序时，需要深入了解底层体系结构和通讯网络，并且涉及对代码进行复杂的修整。

## 国内外研究现状

对于单源点最短路径求解，最经典的算法为Dijkstra算法以及Bellman-Ford算法，前人对这两个算法的优化做出了大量的工作，并且许多有识之士提出了许多新颖的求解算法，也对算法的并行化做出了大量贡献。

2012年，郭绍忠等人进行了基于GPU的并行Moore算法的初步研究，针对图形处理器(GPU)上动态的数据处理问题，在分析已有的并行单源最短路径(SSSP)算法之后，基于串行Moore算法，使用GPU对Moore算法进行了并行化优化与实现，并利用该算法思想求解单源点最短路径问题。优化后的Moore算法有效降低了无意义的空线程开销、访问开销以及线程同步时间[8]，一定程度上提高了求解效率。

2013年Ruoming Jin等人提出了一种基于集线器节点（具有大量边的点）为中心的新的最短路径的计算技术——Hub-Accelerator框架[9]，用于计算k度最短路径。Hub-Accelerator框架是一种以Hub点为中心的新技术，该技术能够通过大大限制Hub点的扩展范围（使用新颖的保持距离的集线器网络概念）或完全修剪在线搜索中的集线器（使用Hub2标记方法）来显着减少搜索空间。Hub-Accelerator方法平均比BFS和最先进的近似最短路径方法快两个数量级以上， Hub-Network方法不会引入额外的索引成本和轻度的预计算成本；Hub2-Labeling的索引大小和索引构建成本也适中，算法效率优于或可与近似索引Sketch[*17*]方法。

2018年，吴曼等人基于图论理论，将割点与点割集的概念与经典的Dijkstra算法结合，形成了改进的并行算法，并进行了基于GPU的实现与应用，为计算无向图的最短路径提供了理论支持，并利用该算法改进了路由协议OSPF中的路由选择算法，降低了路由选路的时间开销[10]。

2019年，针对大规模网络中所有节点的全源点最短路径的计算需求，向志华等引入了广度优先遍历中储存队列的思想，同时引入阻断路径，限制搜索邻域的扩展范围，完成了图搜索的剪枝操作，大幅度降低了最短路径求解过程的时间复杂度。经过测试，其设计的算法相较于传统Dijkstra算法在大、中、小规模的数据集上均可降低50%以上的运算时间。对于BFS算法，可以将运行时间降低到原来的80%以下[11]。

2020年Tal Ben-Nun等人提出了用于不规则计算的异步多GPU的Groute编程模型，还实现了通用的集合操作和分布式工作列表，无需大量编程工作即可开发不规则的应用程序。该方法为8-GPU和异构系统上的一套不规则应用程序提供了强大的扩展能力，使最短路径求解等算法的执行效率提高了7倍以上[12]。

陈智康等人针对在已知环境地图中的单个陆地移动机器人路径规划求解问题，在经典Dijkstra算法中引入了蚁群算法的信息素思想，实验结果表明，优化后的算法能够很大程度上减少路径规划中产生的冗余点，减少机器人寻路的移动代价[13]。

前人的一系列工作，为SSSP求解提供了大量有效的并行算法，但时至今日，对于基于GPU并行的SSSP算法优化实现的重难点仍旧集中在如何提高算法的并行性和尽量减少冗余计算等几个方面。

## 研究目的和主要内容

了解SSSP（单源最短路径）算法和GPU的基础相关知识，学习并了解现有的SSSP算法，基于现有SSSP算法，探索和优化出新的SSSP算法。

## 论文结构

论文全文共六个章节，按照以下方式组织。

第一章为绪论，介绍了基于GPU的单源点最短路径求解算法的历史和发展趋势，分析了并行图计算的提高途径，分析了当前面临的问题和挑战，提出了优化基于SSSP算法的几个基本方向。

第二章为具体背景技术概述，本章中介绍了单源点最短路径的传统算法，分析了算法的优劣势和可能的优化方向，对CUDA架构和并行编程环境进行了基于自己的理解的简单介绍，此外，也对算法程序进行了选择。

第三章为SSSP算法优化设计，提出了针对于Dijkstra算法、Bellman-Ford算法的优化方案，并对优化方案进行了论证分析。

第四章为SSSP算法优化实现，详细介绍了使用CUDA并行编程对传统算法的优化实现，详细描述了Groute编程模型单源点最短路路径求解算法的实现过程。最后对设计实现过程中针对制约隐私做出的考虑，并使用COCOMO模型估算了实现方案的成本。

第五章为测试与分析，列出了测试使用的算例信息，介绍了针对基于GPU的SSSP算法性能测试的云端环境。对第四章实现的优化求解算法进行测试，展现出测试成果，并对测试结果进行的一些理论分析。

第六章为总结与展望，对通篇文章展开的工作进行汇总总结，分析出自己研究工作中存在的不足之处和问题所在，并对GPU并行技术的未来发展提出了展望。

## 课题来源

TODO

本课题受国家自然科学基金项目“XXXXXX”（项目编号：60273073）和“973”国家重点基础研究发展项目“XXXX”（项目编号：200418203）资助。课题来源于香港大学工程学院计算机系系统与网络实验组的网络功能虚拟化项目。

# 具体背景技术概述

传统单机带权路径单源点最短路径求解常见的算法有迪杰斯特拉算法以及贝尔曼-佛德算法，对于无权图，广度优先搜索也是求解单源点最短路径的常用算法之一。

本章对传统的单源点最短路径求解算法进行分析。

## 迪杰斯特拉算法

迪杰斯特拉算法是求解单源点最短路径最常见的算法之一。迪杰斯特拉算法由一名荷兰科学家于1956年发现，此算法使用类似于广度优先搜索思想，这是以贪心思想为基础的算法。

迪杰斯特拉算法也是一个迭代算法，在每一轮基于上一轮迭代的结果以确定一个节点与源点的最短距离与路径。算法伪代码如算法1所示。



对于最差情况下（连通图），算法一共需要n-1轮迭代，每轮迭代中需要完成如下操作：（1）查找最小dist对应的节点编号；（2）遍历节点的每一个邻接点，对距离执行松弛操作。对于传统实现，若使用数组储存距离信息，则算法时间复杂度。值得注意的是，迪杰斯特拉算法仅适用于无负权边的图的计算。若需要计算负权图，需要使用贝尔曼-佛德算法。

## 贝尔曼-佛德算法

Bellman-Ford算法类似于Dijkstra算法，以松弛操作为基础，即用更小更准确的最短路径值替代估计的最短路径值，在多次迭代过程中逐渐得到最优解。在两个算法中，计算过程中每两个点之间的估计距离值都大于或者等于真实值，在算法执行过程中逐渐被新找到最短路径替代。不同点在于，迪杰斯特拉算法以贪心法选取未被处理的具有最小与源节点估计距离的节点，然后依次对点的所有出边依次进行松弛操作；而贝尔曼-福德算法直接对所有边进行松弛操作，该过程一共需要执行|V|-1次（|V|为节点的数量）。在迭代计算过程中，已计算得到正确的距离的节点的数量会逐渐增多，直到所有的点都通过迭代计算得到了最短的路径。这样的策略使得贝尔曼-佛德算法适用于带有负权边的图。而迪杰斯特拉算法没有这样的特性，因而无法用于求解负权图。

算法伪代码如算法2所示。



贝尔曼-佛德算法需要执行|V|-1轮循环，循环中图中各个点的各条出边执行松弛操作。若图中存在负权回路且回路中的点与源节点连通，则该算法无法收敛，不存在最短路径。若采用邻接矩阵，算法的时间复杂度为，若采用邻接表，时间复杂度约为。

## 广度优先搜索算法

广度优先搜索算法也经常用于最短路径求解，但仅适用于无权图。算法伪代码如算法3所示。



BFS算法利用队列和访问标记完成了搜索空间的剪枝，且无向图无需进行松弛操作能保证在较时间复杂度下完成单源点最短路径的求解。BFS算法相较于Dijkstra算法与Bellman-Ford算法而言，其并行性较好且易于理解，但该算法仅用于无权图最短路径的求解，其应用领域远远不及上述两个算法。

## 开发工具分析及选择

课题目的在于研究基于图形显卡对单源点最短路径求解算法的优化和加速，因此需要进行配置可用的显卡驱动和编程环境。

当下常用的为CUDA(Compute Unified Device Architecture)。目前为止基于 CUDA 的 GPU 销量已达数以百万计，软件开发商、科学家以及研究人员正在各个领域中运用CUDA，其中包括图像与视频处理、计算生物学和化学、流体力学模拟、CT 图像再现、地震分析以及光线追踪等等。

为了完成此次算法优化研究，分别在本地和云端配置了CUDA11.6开发环境，使用C++语言进行代码的开发，使用NVCC、GCC编译器完成代码编译，使用ssh等工具连接云端将代码上传，并使用云端服务器完成代码程序的运行测试。

## 计算机统一设备框架（CUDA）

计算机统一设备架构（CUDA）是由NVIDIA在2007年推市场的并行计算架构，CUDA作为NVIDIA图形处理器的通用计算引擎，提供给我们利用图形加速卡进行GPGPU（General Purpose Graphics Process Unit）开发的全套工具。

CUDA不仅仅是一种编程语言，它包括NVIDIA对于图形加速卡的完整的解决方案：从支持通用计算并行架构的GPU，到实现计算所需要的硬件驱动程序、编程接口、程序库、编译器、调试器等。NVIDIA提供了一种较为简便的方式编写GPGPU代码：CUDA C。CUDA为C程序员提供了一个完整的接口，程序员可以利用接口访问本地GPU的内存、命令集以及并行计算元素，CUDA为GPGPU编程提供了一个开放的体系结构，并且可以支持多达上万个线程的同时运行。

### CUDA架构

CUDA的软件架构如图所示，CUDA编程框架可以分为三个部分：编程接口（API）、运行时需要的runtime库和设备驱动。如图 2‑1所示。



图 2‑1 CUDA软件架构

提供CUDA给出的应用开发库是API层的主要任务，大规模并行计算问题由它负责解决。

开发和运行CUDA程序所需要的相关组件和环境只要由Runtime库提供，包括定义的各种基本数据类型、设备访问、转换数据类型、调度函数等等。

### CUDA线程和内存结构

GPU己经逐渐成为一个并行通用的高效计算平台，在某些领域甚至己经超越了CPU的使用率。基于此，越来越多的研究人员开始热忠于一个新的研究方向：GPGPU——主要研宄GPU如何在其他科学计算应用领域内来进行更为广泛的应用计算，从而使得传统的计算技术和算法优化问题在高性能计算平台上可以获得更好的效果。当代可编程GPU己经发展成为了一种计算能力强大、并行性高以及拥有极高的内存带宽的高性能计算设备。



图 2‑2　CUDA计算模型

如图 2‑2所示为CUDA计算模型。基于CUDA的计算模型，我们将一个程序分为两部分：主机端（host）和设备（device）端。主机端的是CPU执行的程序部分，设备端的是GPU上执行的程序部分。内核（kernel）是设备端程序的另外一种叫法。一般情况下，CPU执行主机端的程序会准备好数据并将其复制进显卡内存中，然后设备端的程序由GPU执行完后，主机端程序会将生成的数据结果从显卡的内存中拿回。

CUDA还指基于扩展C编程语言的直观和可扩展的编程模型，该模型将CPU和GPU（所谓的主机和设备）统一到异构计算系统中，在两者中实现最佳优势。具体来说，CUDA-C包含三种类型的函数：

(1) 主机函数，它的调用、执行都仅由主机端来完成；

(2) 内核函数，定义时必须要加上\_global\_限定符，它由主机端调用，设备端执行；

(3) 设备函数，定义时必须要加上\_device\_限定符，仅由设备端调用、执行。顺序操作应被编程为主机函数，可并行化操作应被编程为内核函数或者设备函数。主机函数和内核函数都将在main函数中被封装和调用。

事实上，一次内核调用将会在GPU上并行执行大量的线程。取决于计算能力的等级，一个grid对应于一个GPU或者多个多处理器。而一个block中所有的线程在一个流多处理器（SM）上并发地执行。当这个block中的所有线程都执行完毕并终止之后，GPU会激活一个新的block并将其分配到当前空闲的SM上。处于同一个block里的多个block可以在一个SM上同时被激活。

当然在同一个SM上可能会同时被激活，但一个block里的线程不会被拆分并在多个SM上执行。同一个block里的线程可以被同步，并且它们可以访问SM里的共享存储器。SM将每个线程与一个标量处理器核心（SP）映射起来，线程可以在SP上独立地执行任务，并使用独自的指令地址和寄存器。

CUDA线程被组织为“grid-block-thread”的层次结构，具有不同计算能力的GPU有不同的对block和grid维数和尺寸的限制。这样的线程组织在硬件上也对应着一个有层次的实现。一个GPU由一个或多个SM组成，而每个多处理器由多个SP组成。标量处理器又称作CUDA核。每个标量处理器可以独立地执行计算任务并使用指定范围的计算资源。整个系统运作于CUDA的SIMT体系之上。

在CUDA计算结构中，内存的层次机制是一个重要架构技术，内存分为三个层次，分别是块内本地内存、共享内存和全局内存。在同一线程块中，每个线程都有属于自己的块内本地内存，同时幵辟一块共享内存共每一个线程块使用，线程块内的所有线程都可以访问自己块的共享内存，但是不能访问别的线程块所属的共享内存，因此，不同块之间的共享内存是互相隔离的。对于全局内存，在内核程序中的所有线程块中的线程都可以访问。

### 单指令多线程（SIMT）模式

在运行主机-设备机制的并行计算时，CPU主机的主程序使用设备内核的计算网格，在计算网格上部署的所有线程块不是指定到一个处理器上，而是由CUDA分配给多处理器并执行，这样使得一个线程块中的所有线程可以执行在一个多处理器中。并多处理器管理线程的方式是使用单指令多线程SIMT（Single Instruction MultiThreads）架构实现的，它有一个标量处理器核心，所有线程都映射到这个核心上成为标量线程，每一个标量线程在执行时都是独立地分配和使用各自的寄存器状态和指令地址。

SIMT的模式与单指令多数据SIMD的向量式组织结构相似，虽然是控制多个处理单元，但是用单指令来完成的。不过SIMT让我们可以对独立的标量线程进行线程级细粒度的并行编码，也可以实现数据并行的编码，服务于协同线程，这些是SIMD向量机模式做不到的。

将一个CUDA 应用程序分为主机端和设备端两个部分，主机端一般是指设备宿主主机的CPU处理器，设备端则指CUDA所能访问管理的显卡设备。一般情况下，一个系统最多同时只能拥有一个主机端，但是可以同时拥有多个设备端。主机端程序主要是通过CPU负责实际计算任务的执行，因此，主机端一般负责程序中的串行部分的业务处理，而GPU则主要用于进行并行计算任务的处理，一般以多线程的形式执行，由于主机端和设备端调用不同的处理单元，即前者调用主机的CPU处理单元，后者调用显卡设备的处理单元，因此二者访问的存储器空间是不同的，前者访问主机内存空间，而后者访问显卡设备内存空间。主机端负责的任务除了一般的与显卡设备交互以及CUDA程序的串行部分的计算任务之外，还负责对显卡设备调用前的环境初始化以及相关数据预处理等工作。

一个优秀的CUDA程序应该由主机端负责程序中串行任务的执行，并回收分配给已经执行结束的设备端程序的资源，并初始化下一个设备端内核函数的执行环境启动执行任务，从而减少host与device之间的数据传输，在device上一定时间内执行尽量多的运算。

## 行压缩存储

常见图数据结构有邻接矩阵、邻接表、十字链表等。邻接矩阵用于处理图数据时，空间复杂度可达到，对于稀疏图，这种表示方法将会带来极大的无意义的开销。

邻接表为顺序结构和链式结构的结合，使用顺序结构表示每一个点，使用链式结构储存每一条边，空间复杂度为，用于表示稀疏图结构时，会比邻接矩阵节省很大储存空间。

十字链表也可用于储存图数据结构，与邻接表不同的是，十字链表提供了一种从边的目的节点访问边的方法，空间复杂度为。

这里提出一种高效的按行压缩的图存储结构（Compressed Sparse Row）。CSR数据结构如下。

*class csr\_graph{*

*index\_t nodeNum,edgeNum; // 节点数量、边数量*

*index\_t \*rowOffsets; // 行偏移，即编号为i的节点的第一条边的索引*

*index\_t \*columnIndices; // 列号，即边的目的节点*

*distance\_t \*values; // 数值，即边的权值*

*};*

CSR是一种比较标准的图压缩储存数据结构，其本质是基于邻接矩阵的压缩存储，需要三类数据来表达：数值、列号以及行偏移。

CSR不是三元组，而是整体的编码方式。行偏移表示某一行第一个元素在values数组中的起始偏移位置，即某一个节点的第一条边在values中的存储索引；列号表示values数组中对应的值的列号，即values中边的目的节点；values数组储存邻接矩阵中每个非无效元素的值，即为边的权值。值得注意的是，为了便于图处理接口的使用，行偏移矩阵的数组长度为|V|+1，最后一个元素储存的是边的数量。

若邻接表数据域、指针域占用相同的储存空间，则CSR压缩储存结构可以比邻接表节省约，对于大多数图数据，该储存结构可以降低约40%的空间占用。

csr\_graph类提供了如下访问接口。

*// 获取编号为vertex的第一条边在values数组中的索引位置*

*index\_t csr\_graph::getFirstEdgeIndex(index\_t vertex);*

*// 获得编号为vertex的最后一条边的下一个位置的索引*

*index\_t csr\_graph::getLastEdgeIndex(index\_t vertex);*

*// 获取索引为index的边的目的节点*

*index\_t csr\_graph::getEdgeTail(index\_t index);*

*// 获取索引为index的边的权值*

*distance\_t csr\_graph::getWeight(index\_t index);*

为了便于储存和访问，在实验过程中也尝试将已有的结构储存为CSR压缩结构并将其输出为压缩后的文件，便于后续的图结构的读入与创建。

## 基本方案制定

本次优化实验拟对已有算法尝试从多个不同方向进行优化和对比，借助图形加速卡对单源点最短路径的求解过程进行并行加速，对完成的算法进行测试对比，得出优化结论。

## 本章小结

本章对已有的部分单源点最短路径算法包括迪杰斯特拉算法、贝尔曼-佛德算法和广度优先搜索算法进行了简单阐述；介绍了所用的开发工具和CUDA图形加速卡编程框架，对CUDA的基本原理进行了简单阐述；对选择的图储存结构进行了简单描述，此外，还制定了基本方案，为后续工作的进行划定了基本方向。

# 基于GPU的SSSP算法优化设计

第二章简单介绍了单源点最短路径常见算法，在本章节将对常见算法进行分析并提出优化方案，本章节的优化方案将在第四章中得到实现。

## Dijkstra算法分析和优化

Dijkstra算法是一个贪心的串行算法，提高算法的并行性一直是基于GPU实现并行Dijkstra算法关注的重难点。Dijkstra算法的求解过程是一个重复的迭代过程，每轮迭代过程需要完成以下两个操作：（1）检索：最短距离未确定的节点中拥有当前备选最小距离的节点；（2）松弛：针对该节点的每一条出边执行松弛操作。重复该过程，即可在n次迭代后，确定所有的最短距离和最短路径。

### 标记节点状态收缩检索域

对于传统表述的Dijkstra算法，操作（1）将在整个dist数组中查找最小值，但事实上，检索过程的搜索域可以依据执行过程进行限缩。我们可以将图的所有节点描述为以下三种互相对立的状态——“未打开”、“打开”、“已关闭”。已关闭状态表示该节点已经确定最短距离，每轮迭代过程将检索到的节点状态置为“已关闭”并对其执行松弛操作。打开状态表示当前已关闭状态节点可直接到达的节点，即已关闭节点的出边指向的节点。未确定最短距离且当前已关闭节点不可直接到达的节点即为未打开状态。可以很容易观察出，根据Dijkstra的执行过程，检索过程的搜索域可等价于“打开”节点的集合。在迭代开始前，源节点将被置为打开状态，接下来的检索和松弛过程将在已打开节点的集合中进行，每轮将检索到的节点从已打开节点集合中移出置入已关闭节点集，执行松弛操作时将出边指向的未打开节点集中的节点移入到已打开节点集合，重复迭代直到已打开节点集为空即可。

对于如图 3‑1所示的图数据，记未打开、打开、已关闭的节点集合分别为集合U、O、C。初始时集合U将包含所有节点，假设源节点为0，第一轮迭代前，节点0将被从U中取出添加到集合O中。第一轮迭代，检索过程从O中取出节点0，将其加入集合C，对于节点0的每一条出边指向的所有集合U中的节点2、3、4，将会执行松弛操作更新dist信息并将2、3、4节点从集合O中取出添加到O中。下一轮迭代将从（2、3、4）中查找最小距离节点并继续迭代过程。



图 3‑1例图

### 串行化堆结构的引入

对于检索过程，若采用朴素查找方式，时间复杂度为O(n)。为了提高查找效率，考虑到集合O的的动态性，可以为集合O维护一个小顶堆结构，用于加速检索过程。维护堆的时间复杂度为O(logn)，获取堆中最小元素的时间复杂度为O(1)，小顶堆结构可将最短距离查找过程的时间复杂度降低到O(logn)，可在一定程度上提高算法时间效率。

### 基于评估值的已打开节点的并行批量松弛

GPU计算的优势在于程序的高度并行性，然而Dijkstra算法是一个贪心的迭代过程，每一步仅仅可以扩展当前确定的最短距离的邻接点，这大大限制了算法的并行性。如何提高算法的并行性成为提升并行Dijkstra算法效率的重点，当然这也是难点。

对于无权图的SSSP求解的典型算法BFS，有着与Dijkstra相似的节点打开过程，BFS的每一轮迭代过程中，由于无权图的特性，相同层级的节点具有相同的与源节点的距离，因此这些节点可以并行进行邻域的扩展。与之不同的是，Dijkstra算法是一个贪心的迭代过程，每一步仅仅可以扩展当前确定的最短距离的邻接点，算法只能串行执行。

为了在Dijkstra算法中实现与BFS相似的并行扩展过程，可以很容易想到的是，Dijkstra算法中的一轮迭代之前，具有相同的暂定最小距离的节点可能不止一个，这时候我们就可以为这些节点执行并行扩展，这样可以一定程度上提高算法的并行性。但是对于大多数图数据，这种方法的提升效果微乎其微。

为了进一步提高并行性，这里可以采用更激进的策略：设定一个与距离相关的评估值，所有当前距离小于该评估值的节点都将得到扩展。在每轮迭代前，计算该评估值，所有当前距离小于该评估值的已打开节点会并行执行松弛操作。此方法可以很好提高Dijkstra算法的并行性，提高GPU执行Dijkstra算法的执行效率。

**（A）评估值计算**

这里引入一个一组符号D(i)、dist(i)，D(i)表示第i轮迭代过程中的评估值，dist(i)表示节点i的当前暂定距离。节点被分为三个状态：未打开，已打开，已关闭，分别用U、O、C集合表示，U(i)中储存第i轮迭代中尚未确定距离并且未打开的节点，O(i)中储存示第i轮迭代中的边界节点，C(i)中储存第i轮迭代中已经确定距离的节点。

第i轮的评估值计算公式如下。

每轮迭代开始前计算以获得D(i)，对于O(i)中每一个dist(i)小于D(i)的节点，可以确定其距离，将其从F中取出放入C中，并且使用并行算法对这些节点进行邻域扩展操作。

若节点u没有出边，则可以不参与计算，直接进行标记，下一轮迭代中可直接确定最短距离并从集合O中取出加入到集合C中。

对这些节点进行扩展，确实可以保证得到正确的最短距离值，我们可以用归纳法和反证法来证明算法的正确性。

例如对于如所示图数据。



图 3‑2 例图数据

以编号为0的节点为源节点，则第一次迭代打开的节点为0，一轮迭代过后，节点2,3,4将被打开，dist[2]=1，dist[3]=2,dist[4]=3。

计算可得D(1)=min{1+2,2+1,3+4}=3。暂定距离小于3的节点由2、3、4，下一轮迭代，节点2、3、4将并行执行扩展和松弛操作。算法的整个执行流程如所示。

表 3‑1 迭代计算过程

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 迭代次数 | dist数组 | | | | | | | | | D | 已关闭节点C | 已打开节点集O | 未打开节点集U |
| 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 |
| 0 | 0 | ∞ | ∞ | ∞ | ∞ | ∞ | ∞ | ∞ | ∞ | 1 |  | 0 | 1-8 |
| 1 | 0 | ∞ | 1 | 2 | 3 | ∞ | ∞ | ∞ | ∞ | 3 | 0 | 2,3,4 | 1,5-8 |
| 2 | 0 | 3 | 1 | 2 | 3 | 7 | ∞ | 4 | 3 | 5 | 0,2-4 | 1,5,7,8 | 6 |
| 3 | 0 | 3 | 1 | 2 | 3 | 7 | 5 | 4 | 3 | 5 | 0-5，7-9 | 6 |  |
| 4 | 0 | 3 | 1 | 2 | 3 | 7 | 5 | 4 | 3 |  | 0-8 |  |  |

可见算法在例图数据中运行可在4轮并行迭代中快速确定8个节点的最短距离。大大减少了迭代次数。

**（B）批量打开与并行扩展的正确性证明**

假设当前为第i轮迭代，并且前面各轮的迭代过程均正确确定了每个已关闭节点的dist。未打开节点集为U(i)，打开的节点集为O(i)，当前D(i)可以通过公式计算出来。若存在一个已打开节点u∈O(i)，且dist(u) < D(i)，即节点u将在此轮迭代中确定距离dist(u)，记正确的距离值为dist\_correct(u)，若dist\_correct(u) ≠ dist(u)，则计算过程出错。假设dist\_correct(u) < dist(u)，则说明这一轮打开的节点中存在一个节点v，存在dist\_correct(u) = dist(v) + |v,u| < dist(u) <= D(i)，但是这与D(i)的定义相矛盾。

迭代过程是一个缩小备选距离值得过程，因此也不可能出现dist\_correct(i) > dist(i)的情况。因此必定满足dist\_correct(i) = dist(i)。

由上述证明可知，若第i轮迭代正确执行，则第i+1轮迭代也将正确执行。第一轮迭代中，仅源节点source\_node被打开，确定的最短距离为dsit[source\_node] = 0 = dist\_correct(source\_node)（初始化过程中赋值），第一轮迭代必定正确执行。

归纳即可证明算法的正确性。

**（3）性能分析**

依据评估值对节点进行批量扩展的算法比较充分地提高了Dijkstra算法的并行性，在每一轮迭代过程中，可以并行扩展多个节点。假设平均一次可以扩展k个节点，算法可以将原本算法的效率提升k倍，k的大小与图数据有关，经过测试，对于美国道路图数据，k值约为2左右。

### 评估值的并行计算

基于节点的批量打开方式，每一轮迭代过程之后，每个节点的min{dist(u)+|u,v|}都会发生改变，因此不能使用小顶堆对其进行实时维护。这里可以采用分治思想对数据进行并行规约比较，可将检索计算评估值的过程降低到O(logn)的时间复杂度，提高算法的执行效率。

## Bell-Ford算法分析优化

Bellman-Ford算法用于计算有权图从起始顶点到其他顶点的最短路径，它比Dijkstra算法更灵活，并且能够处理具有负权重边的图数据。Bellman-Ford算法的复杂性需要从最优或者最坏的情况分别讨论。

最好的情况下，初始化节点距离和源节点距离需要O(n)时间。第一次迭代耗时O(n)，起始所有迭代需要恒定时间来完成一次松弛操作，需要对于每一个节点的每一条出边执行上述操作，整个算法时间复杂度为O(VE)。

最坏情况下，前两次迭代花费与最佳情况下相似的时间，并且所有剩余的迭代将会花费最大O(n)时间来对n个任何节点的边执行松弛操作。该算法的时间复杂度将达到O(V2)。

Bellman-Ford算法拥有着良好的并行性。但不可否认的是，在每一轮运算过程中，都执行了许多无意义的冗余操作，如何避免冗余计算，同时充分利用Bellman-Ford算法的并行性，是优化算法的重点，但同时也是难点。

### 使用队列优化边的搜索空间

由于Bellman-Ford算法由于要遍历所有的边，最坏情况下时间复杂度为O(n2)，尤其是对于密集图，算法的处理效率会进一步降低。

分析很容易可以发现，只有当d[u]的值改变了，与之相连的v点d[v]才有可能改变。根据次特性进行一个小的优化：建立一个队列，每次取出队首顶点u，对u出发的所有边进行松弛操作（即判断d[u]+dis < d[v]，对d[v]进行优化。此时如果v不在队列中，就将其加入队列。因为d[v]改变了，与之相连的边也可能改变）直到队列为空（说明图中没有后从源点可达的负权），或者是某个顶点的入队次数超过|V|-1（说明图中存在从源点可达的负环）。

改进后的算法流程如下：

（1）初始化：设dist(s)=0，对于其余每一个节点i，置dist(i)=∞。将s加入队列Q。令迭代轮次i=1。

（2）在第i轮迭代过程中，从队列中取出一个节点v，按如下公式进行计算。

如果dist(v)改变，且队列Q中不存在节点v，则将v加入到Q中。

（3）若队列Q为空，则算法结束，dist中将记录最短距离信息；若i=|V|-1但队列Q非空，则可确定图中存在负循环，无法得出最短路径；若Q非空，且i<|V|-1，执行（4）。

（4）i=i+1，执行步骤（2）。

算法伪代码如下。



## 本章小结

本章详细描述了迪杰斯特拉算法、贝尔曼-佛德算法的优化思路。基于评估值方法提高了Dijkstra算法的并行性，本章节表述的算法将在第四章进行实现。

# 基于GPU的SSSP算法优化实现

按照第三章描述的Dijkstra算法以及Bellman-Ford算法的优化方案，在本章节将会描述实现和处理细节。

## 基于GPU的迪杰斯特拉算法优化实现

在第三章中详细描述了Dijkstra算法的实现思想，分别对传统Dijkstra算法描述了基于评估值的并行优化和评估值的规约比较过程，将在本章节详细描述实现细节。

### 评估值的计算

评估值决定着下一次迭代过程中能够并行的节点，因此需要在每一轮迭代开始前完成评估值的计算过程。由第三章可得评估值计算公式，这里可将评估值的计算分为两个过程：（1）节点本地评估值dist(u)+min{|u, v|}的计算，（2）全局评估值min{dist(u)+min{|u, v|}}的计算过程。

第一个步骤的计算过程将在松弛过程完成时计算并将中间结果储存到数组中，计算时需要检查该节点的每一条出边，找出指向已打开节点或者未打开节点最小边，若该节点的出边数量为|e|，则检测次数必为|e|。

为了减少检测次数，结合CSR压缩存储格式，可以改变每一条边的排列顺序，将边的顺序按照权值增大的顺序进行储存。查找最小边时从前向后查找，选定第一个指向已打开或者未打开节点的边即可。



图 4‑1 调整顺序前后的CSR格式

对于如图 4‑1所示图数据，若采用调整前的图数据，在对节点m执行松弛操作后更新局部评估值时，需要依次检查column和values数组的全部5个元素，选取column中指向非已关闭节点的最小values值，这一过程需要访存10次。若采用调整后的图数据，假设此时已关闭节点集中包含7、40，则只需要依次检查节点7、40、17的状态，检查过程不需要访问values值，仅需要在查找到符合要求的边后，获得其权值即可，整个过程仅需要访存4次。

图数据结构转换的过程可以在执行迭代之前进行处理，转换过程不会改变图的拓扑形状，且可以将中间结果存入文件。该过程可视作预处理过程，不计入算法的额外的时间开销。

### 并行比较过程设计

完成节点本地评估值的计算之后，需要收集所有O集合内的节点的评估值，比较获得最小的评估值，作为全局评估值使用，指导下一轮松弛。

这里采用并行的规约比较方式，规约比较原理如图 4‑2所示。



图 4‑2 规约比较

并发执行多个比较线程，每个线程选出两两比较的较小结果，并将其作为下一轮比较的输入。逐级迭代，最终可获得全局评估值D。整个规约比较过程可以将算法时间开销降低到同小顶堆相同的O(logn)级别，一定程度上提高算法冰箱效率。

### 整体算法

整体的算法伪代码如所示。



## 基于GPU的算法贝尔曼-佛德算法优化实现

在第三章中详细描述了Bellman-Ford算法的实现思想，分别对传统Dijkstra算法描述了基于评估值的并行优化和评估值的规约比较过程，将在本章节详细描述实现细节。

### Bellman-Ford算法的并行框架

CUDA架构可以很好地调用显卡以发挥出其良好的并行计算性能，CUDA编程的流程遵循着一套固定的规范流程，对于优化后的Bellman-Ford算法，按照如下流程执行CUDA程序。

1. 主机分配内存，读入图数据，这里可以使用cudaMallocHost函数分配夜锁定内存，避免操作系统的页表管理机制将数据换出内存，影响数据访问和传输的速率。
2. 分配GPU全局内存，从Host拷贝图数据到Device。
3. CPU和GPU配合进行计算，每轮迭代过程中，CPU调用GPU核函数，发起多个GPU线程分别处理不同节点执行松弛操作。
4. GPU完成一次迭代，向CPU反馈迭代次数，CPU判断并决定下一步执行流程。

GPU在每一轮迭代前将图数据分流传输，并行处理，并将处理结果反馈给GPU端，迭代过程如图 4‑3所示。



图 4‑3 图数据分流处理

### 访存优化

GPU核函数在迭代过程中会频繁访问全局内存，这会带来一定的访存开销。这里提出一种访存优化策略，减少全局内存的访存次数，提高算法迭代过程的效率。

各个线程块拥有自己的共享内存，对共享内存的访问效率高于全局内存，因此，在每轮迭代开始前将全局内存中的最短距离向量拷贝到共享内存中，每个线程在本地完成数据处理。结合数据特点，使用并行方式计算出第i次迭代中每个节点v的最短距离dist[i][v]和前驱节点pre[i][v]。

以图所示图数据为例。



图 3‑4 示例图数据

如图所示，将CSR行压缩转化为邻接矩阵拷贝到GPU显存之中，假设GPU为该图数据创建3个线程块，每个线程块包含三个线程，如图所示。在第二次迭代过程中计算节点v的最短距离dist[2][v]，该计算过程依赖于上一轮迭代的数据dist[1][u]，u∈V，而求取每一个不同节点的dist[2][v]的过程互不影响。这里假设创建线程规模为3 block\*3 thread的分组计算以提高计算效率，dist矩阵中的dist[1][v]可以预先读入到block的共享内存中，如图所示，block中线程完成计算后再将计算完成后的结果dist[2][v]写回到全局内存。而对于pre矩阵，无需保存副本，只需要在更新后将结果写回全局内存。



图 3‑5 迭代过程中的dist矩阵

从数据分散度上分析，邻接矩阵在全局内存中按行连续存储，为了提高访问效率，这里可以将矩阵转置后再读入GPU共享内存。从访存次数上分析，利用一维线程块将最短距离矩阵和前驱节点向量读入到共享内存中计算，减少了访问全局内存的次数，为分流设计方案进行铺垫。从储存空间上分析，因为共享内存受到硬件限制，当节点较多时需要考虑调整每个线程块中处理的节点的数量，防止出现储存器内存溢出的情况。

### 基于标记数组优化线程数量

引入标记数组结构是为了避免个线程遍历全部节点的问题，减少Bellman-Ford算法的冗余计算过程。在第i轮迭代中，如果对所有节点创建|v|各线程进行松弛操作，会带来一些闲置线程开销，使warp中的线程存在分散的情况，导致线程执行效率下降。而事实上，仅在i-1轮中dist矩阵发生改变的节点才需要执行松弛操作，因此可以在第i轮迭代前，统计并集中dist改变的节点，降低复制到共享内存中dist[i-1][v]向量元素的数量，并且可以减少该次迭代过程中启动的线程数量。



图 3‑6 优化线程发散设计

这里对更新标记进行排序，也可以采用类似于图所示的并行规约比较方式。经过固定排序后若更新标记为1的节点数量为k，考虑到线程调度基本单位是warp，为了充分利用GPU处理核心，应该创建恰好能够容纳全部线程数的warp单位，这样的方式可能会在最后一个warp中空余出一些空线程，这些空线程不会带来较大的冗余操作，但能够一定程度上提高warp运行效率。创建线程数目K可满足下列公式，这里的除法为整型除法，会丢掉小数部分。

### 基于CUDA流优化数据开销

分流方案主要用于解决在第一次迭代中CPU与GPU数据传输占用时间久和首次计算延时长的问题。第一次将邻接矩阵拷贝到GPU全局内存是数据传输耗时最久的阶段，邻接矩阵是二维表，空间复杂度达到O(|v|2)级别，随着图规模的增大，矩阵尺度也会大幅增加，而整个迭代计算过程离不开这些数据，在等待数据传输完成后，才能正式开始算法的第一轮迭代，因此将邻接矩阵拷贝到GPU全局内存的速度决定了开始整个迭代过程的时延，这里可以采用分流方式传输数据，各流之间异步想GPU共享内存拷贝数据分组，各分组传送期间，GPU也参与计算dist[1][v]，这里可以解决第一次迭代延时久的问题。

在之后的迭代中，邻接矩阵已经被传输到全局内存，无需再次分流传输数据，此时可以开始使用多个线程块直接从全局内存中获取邻接矩阵的数据分组。在每次迭代将更新标志和当前迭代计数器反馈给CPU，由CPU判断是否继续迭代。

### 整体算法

结合上述优化方案，给出Bellman-Ford算法在主机和GPU之间进行配合迭代的流程图如下。



图 4‑3 Bellman-Ford算法流程图

优化后的算法伪代码如下。



## 设计中考虑的制约因素

**安全因素考量** 我的方案考量了一定程度上的安全因素，云端服务器与本地机使用网络进行交互，在登陆远端服务器时，使用口令及密码进行登录，保证了远端运行环境的安全。

**法律风险规避** 方案的设计和实现过程均考虑了合法合规的要求，不存在违法的功能。所使用的开发工具、软件库、测试工具等均为正版、免费版本或者是遵守开源协议的开源版本，且仅用于研究使用，规避侵权相关的法律问题。

**文化风险规避** 在方案设计实现的过程中，保证了对代码、文档和测试数据的审查，代码、文档和测试数据中不存在不当言论，不以任何形式存在威胁、暴力、低俗、反动、歧视、侮辱性质的词汇或语句。

**其他因素考量** 除上述因素之外，同时在本地及远端搭建了除硬件外基本相同的实验环境，在本地编译程序后再使用云服务器进行测试，尽量降低了与服务器的网络交互频度。同时在本地和云端按照日期和版本编号备份开发过程中的开发代码，避免因为一些突发状况影响开发进度。

## 成本估算

采用COCOMO模型对本课题中的软件开发成本进行估算。

经过统计，源代码总行数为2587行，除去注释信息、debug检查代码等无效代码，实际代码行数约为1940行，取DSI=1940行，即KDSI=1.94。

COCOMO模型计算公式如表4‑1所示。本次开发项目较小，开发人员对目标理解较为充分，受硬件约束较小，故采用组织型计算方式

表4‑1 COCOMO模型参数

|  |  |
| --- | --- |
| 总体类型 | 工作量 |
| 组织型 |  |
| 半独立型 |  |
| 嵌入型 |  |

计算可得工作量MM约为4.81，即约79.42人日。

## 本章小结

本章对基于CUDA的迪杰斯特拉算法、贝尔曼-佛德算法的优化实现进行了详细描述，还对使用Groute编程模型实现SSSP求解算法的过程进行了分析论证。此外，还对此次设计种考虑到的制约因素进行了总结描述，并采用COCOMO模型对工作成本进行了大致估计。

# 性能测试与分析

本章将对实现的优化算法选择算例尽心那个测试，在线说明测试用例、测试平台和测试方案之后，按照测试方案给出测试结果并且对结果进行分析。

## 测试用例

测试算法流程时，重点选择了美国道路相关的测试用例。测试算例相关信息如表5‑1所示。

表5‑1 测试用例基本信息

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 测试用例 | | 节点数 | 边数 | 大小 |
| 小型算例 | Simple Graph 00 | 10 | 34 | 1KB |
| Simple Graph 01 | 1,000 | 18,555 | 137KB |
| Simple Graph 02 | 5,000 | 122,984 | 1.19MB |
| Simple Graph 03 | 10,000 | 489,476 | 4.79MB |
| Simple Graph 04 | 5000 | 1,242,105 | 9.60MB |
| 中等算例 | San Francisco Bay Area | 321,270 | 800,172 | 15.1MB |
| Colorado | 435,666 | 1057,066 | 20.3MB |
| Florida | 1,070,376 | 2,712,798 | 53.0MB |
| Northwest USA | 1,207,945 | 2,840,208 | 56.5MB |
| New York City | 264,346 | 733,846 | 13.7MB |
| 大型算例 | California and Nevada(CAL) | 1,890,815 | 4,657,742 | 95.4 MB |
| Central USA(CTR) | 14,081,816 | 34,292,496 | 756 MB |
| Eastern USA(E) | 3,598,623 | 8,778,114 | 184 MB |
| Great Lakes(LKS) | 2,758,119 | 6,885,658 | 143 MB |
| Northeast USA(NE) | 1,524,453 | 3,897,636 | 78.4 MB |
| Full USA(USA) | 23,947,347 | 58,333,344 | 1.29 GB |
| Western USA(W) | 6,262,104 | 15,248,146 | 325 MB |

上述数据除小算例外主要取自美国城市道路的距离信息图。

## 数据处理

从数据源得到的用例图文件时标准的gr版本，在这里需要对其进行处理和转化，使其满足实验需求。

对于有权图，编写程序调整文件中列出的边的顺序，使其按照出节点递增的顺序排列；为了方便处理，将文件读入创建图结构后，将图结构格式化输出为按行压缩（CSR）格式，方便后续数据的读入，也降低了储存算例数据所需的存储空间。

## 基准算法

## 测试环境

为了测试Groute编程模型在多GPU架构下的性能表现，在云端搭建了测试环境，测试环境具体参数如下。

OS: Ubuntu 20.04.4 LTS (GNU/Linux 5.4.0-96-generic x86\_64)

CPU:Intel(R) Xeon(R) Platinum 8255C CPU @ 2.50GHz

Memory:92GB

GPU: NVIDIA GeForce RTX 2080

Driver Version: 510.47.03 CUDA Version: 11.6

## 性能测试

使用中等算例对Dijkstra算法、CUDA加速版本的Dijkstra算法、Bellman-Ford算法、CUDA加速版本的Berman-Ford算法以及Groute算法进行测试，为了对比算法优化的加速结果，将优化前后的结果进行对比。

### Dijkstra算法优化前后性能对比

Dijkstra算法执行情况如所示。

图5‑1 迪杰斯特拉算法优化前后对比

由图可见，对于较大规模算例，加速版本的算法执行效率明显优于未优化算法，在算例Colorado与Northwest USA甚至能达到三倍以上。整体平均加速比约为1.75，可见GPU对于Dijkstra算法的加速有着较为明显的效果。

对于较小算例，如New York City ，优化效果并不明显，甚至在San Francisco Bay Area算例中还出现了加速比小于1的情况，这是由于优化的算法需要维护一定的复杂数据结构，以及包括内存拷贝、核函数调用等等，这些操作会带来一定的时间开销，对于较小算例，这些开销并不足以抵消其带来的加速效果，因此执行效率较原算法差，Dijkstra本质是一个贪心算法，其每一轮迭代依赖于前一轮迭代的结果，算法的并行性并不算强，因而CUDA的并行加速效果并不能带来太多效率上的提升。

### Bellman-Ford算法优化前后的性能对比

相较于迪杰斯特拉算法，贝尔曼-佛德算法的时间复杂度高上一个量级，但其优势在于算法可用于求解负权图的最短路径。传统的贝尔曼算法执行效率较差，为了获得有效的可比较数据，这里采用随机生成的较小的算例对贝尔曼-佛德算法实现情况进行测试，算法执行情况如表 5‑2所示。

表 5‑2 Bellman-Ford算法性能测试

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 算例 | Bellman-Ford | Bellman on GPU | 加速比 | 备注 |
| Simple-Graph-00 | 0.028ms | 0.31ms | 0.09 | 功能测试 |
| Simple-Graph-01 | 270.345ms | 8.227ms | 32.86 | 简单图 |
| Simple-Graph-02 | 8799.94ms | 45.855ms | 191.91 | 边稀疏图 |
| Simple-Graph-03 | 68532.7ms | 133.717ms | 512.52 | 较大型图 |
| Simple-Graph-04 | 84488.6ms | 238.185ms | 354.72 | 边稠密图 |

可见，对于具有一定规模的图，GPU对于算法的加速比可以轻松达到500以上。Bellman-Ford算法具有良好的并行性，GPU设备的异构并行性可以很好地在该算法中得到发挥。

## 本章小结

本章对不同的单源点最短路径算法进行了测试，比较了它们在优化前后的效率关系，得到了相关结论。GPU的并行效果并不能在迪杰斯特拉算法中得到很好的应用，但其在并行效果良好的贝尔曼-佛德算法中可以得到很好地应用，算法效率得到了很大的提升。多GPU的协同工作会带来一定程度的通信开销，求解大、超大算例的单源点最短路径时，多GPU的处理效率才能体现出优势。

# 总结与展望

GPU可以很好地实现算法的并行加速，在科学计算领域、实时计算领域都有着举足轻重的作用。当下开发者运用GPU算例的最常用编程环境为CUDA环境，使用CUDA API可以很好地利用GPU的并行异步特性，对计算过程进行基于低粒度并行计算的加速。

基于GPU的单源点最短路径算法优化问题，做了如下几点研究和工作。

1. 研究了传统的单源点最短路径算法，提出了在串行环境下的一些算法的优化思路，并对其进行了简单实现以及测试，获得了较为不错的提升效果。
2. 基于自己对于CUDA编程的理解，对传统的求解算法进行了低粒度计算的并行化，一定程度上提高了算法的执行效率。这一提升在贝尔曼-佛德算法中非常明显。
3. 测试了基于Groute编程模型的贝尔曼思想的单源点最短路径算法执行效果，对比了不同数量GPU和不同算例下的算法加速情况，体会到了多GPU通信开销带来的负面影响。

基于上述研究，得到了如下结论：

1. 迪杰斯特拉算法的并行性有限，GPU的并行特性对于迪杰斯特拉算法的优化效果有限；贝尔曼-佛德算法的并行性较强，并行加速对于负权图最短路径的求解意义重大。
2. 多GPU协同工作中，GPU之间的通信开销依然不可小觑，通信开销仍旧是多GPU机器的很大阻碍。

几个月时间，我做了许多，却也认识到自己的许多不足之处。

1. 对CUDA编程的认识不够深刻，优化传统算法时没能最大限度地发挥GPU的并行优势。
2. 毕设过程中不够主动，没有充分与导师交流。
3. 能力和时间有限，没有时间探索更多的单源点最短路径求解算法。

随着科学并行计算需求的增长，下一代随着存储需求的爆炸性增长，下一代异构GPU系统必须有更有效率的架构来应对。此外，多GPU协同工作具有很大意义，但其带来的通信延迟也亟需解决，从从硬件层面改进计算机总线架构，优化传输延迟，在保证访问安全性的前提下，实现GPU内存、Host内存的统一编址和随机访问和或许能更好提升GPU应用于科学计算的性能。

# 致 谢

时光匆匆，转眼便是临近毕业时节，春花秋月，何曾想到离别的光景。

四年前，背负着亲友长辈的殷切期望，独自一人踏上了远离故乡的城市，从懵懵懂懂到如今，回想自己的四年大学生活，从第一步跨入校门到即将离开，从第一节微积分到最后一节综合课设，从加入手绘社团到担任部长后来又将职责转交给学弟学妹……四年，我经历了许多，也成长了许多。

从开题到现在即将编写完论文，

# 参考文献

1. Xiaohan Zhao, Alessandra Sala, Christo Wilson, Haitao Zheng, and Ben Y. Zhao. Orion: Shortest path estimation for large social graphs. In Proceedings of the 3rd Workshop on Online Social Networks (WOSN 2010), 2010.
2. Xiaohan Zhao, Alessandra Sala, Haitao Zheng, and Ben Y. Zhao. Efficient shortest paths on massive social graphs. In Proceedings of 7th Internation al Conference on Collaborative Computing: Networking, Applications and Worksharing (CollaborateCom), 2011
3. P.-Y. Hong, L.-M. Huang, L.-S. Lin, and C.-A. Lin. Scalable multi-relaxation-time lattice Boltzmann simulations on multiGPU cluster. Computers & Fluids, 110:1 – 8, 2015.
4. E. Mej´ıa-Roa, D. Tabas-Madrid, J. Setoain, C. Garc´ıa, F. Tirado, and A. Pascual-Montano. NMFmGPU: nonnegative matrix factorization on multi-GPU systems. BMC Bioinformatics, 16(1):43, 2015.
5. L. G. Valiant. A bridging model for parallel computation. Commun. ACM,33(8):103–111,1990.
6. T. Ben-Nun, E. Levy, A. Barak, and E. Rubin. Memory access patterns: The missing piece of the multi-GPU puzzle. In Proceedings of the International Conference for High Performance Computing, Networking, Storage and Analysis, SC ’15, pages 19:1– 19:12. ACM, 2015.
7. Y. Pan, Y. Wang, Y. Wu, C. Yang, and J. D. Owens. MultiGPU graph analytics. CoRR, abs/1504.04804, 2015.DOI: [arxiv.org/abs/1504.04804](http://arxiv.org/abs/1504.04804).
8. 郭绍忠, 王伟,周刚,胡艳.基于GPU的单源最短路径算法设计与实现[J].计算机工程,2012,38(02):42-44.
9. Ruoming Jin et al. Hub-Accelerator: Fast and Exact Shortest Path Computation in Large Social Networks[J]. CoRR, 2013, abs/1305.0507.
10. 吴漫,白明丽,曾咏欣,蒋峰,利叶斌.基于点割集的最短路径算法的改进与应用[J].数学理论与应用,2018,38(Z2):18-32.
11. 向志华,赖小平.基于BFS算法的有阻断路径的最短路径算法研究[J].信息通信,2019(11):41-42.
12. Ben-Nun T,Sutton M,Pai S,et al.Groute: Asynchronous Multi-GPU Programming Model with Applications to Large-scale Graph Processing[J]. ACM Transactions on Parallel Computing, 2020, 7(3):1-27.
13. 陈智康,刘佳,王丹丹,张运喜.改进Dijkstra机器人路径规划算法研究[J].天津职业技术师范大学学报,2020,30(03):30-35.10.19573/j.issn2095-0926.202003005.
14. 曹大有,马斌.基于遗传算法的单源最短路径研究[J].汉江师范学院学报,2021,41(06):1-5.10.19575/j.cnki.cn42-1892/g4.2021.06.001.
15. NVIDIA. NVIDIA Collective Communication Library (NCCL), 2016. URL <http://www.github.com/NVIDIA/nccl/>.
16. Reuven Cohen and Shlomo Havlin. Scale-free networks are ultrasmall. Ph ys. Rev. Lett., 90, Feb 2003.
17. Andrey Gubichev, Srikanta Bedathur, Stephan Seufert, and Gerhard Weik um. Fast and accurate estimation of shortest paths in large graphs. In Proc eedings of the 19th ACM international conference on Information and kno wledge management, CIKM ’10, pages 499–508, 2010.
18. Xiaohan Zhao, Alessandra Sala, Haitao Zheng, and Ben Y. Zhao. Efficient shortest paths on massive social graphs. In Proceedings of 7th Internation al Conference on Collaborative Computing: Networking, Applications and Worksharing (CollaborateCom), 2011.
19. N. Jing, Y. Huang, and E. A. Rundensteiner. Hierarchical encoded path vie ws for path query processing: An optimal model and its performance evalu ation. TKDE, 10(3):409–432, 1998.
20. S. Jung and S. Pramanik. An efficient path computation model for hierarc hically structured topographical road maps. TKDE, 14(5):1029–1046, 200 2.
21. S. Shekhar, A. Fetterer, and B. Goyal. Materialization trade-offs in hierarc hical shortest path algorithms. In SSD ’97, 1997.
22. P. Sanders and D. Schultes. Highway hierarchies hasten exact shortest pat h queries. In 17th Eur. Symp. Algorithms (ESA), 2005.
23. H. Bast, S. Funke, P. Sanders, and D. Schultes. Fast Routing in Road Net works with Transit Nodes. Science, 316:566–, April 2007.
24. R. J. Gutman. Reach-based routing: A new approach to shortest path algor ithms optimized for road networks. In ALENEX/ANALC, pages 100–111, 2004.
25. A. V. Goldberg and C. Harrelson. Computing the shortest path: A search m eets graph theory. In SODA ’05, 2005.
26. H. Samet, J. Sankaranarayanan, and H. Alborzi. Scalable network distance browsing in spatial databases. In SIGMOD’08, 2008.