一种数据流驱动的混合粒度可重构阵列

结构设计与仿真实现

摘 要

近年来，以数据为中心的计算需求变得越来越大，对计算平台提出了更高的要求。可重构计算平台充分利用了空间计算的特性和软件可编程性，可以满足数据密集并且灵活多变的计算场景。但针对可重构系统的研究还存在一些如下问题，(1)粗粒度阵列薄弱的控制能力使得其支持的应用范围较窄，(2)基于配置驱动的动态执行机制使得系统的配置量大且配置切换时间长。

基于以上问题，本文研究一种数据流驱动的混合粒度阵列，通过对计算密集型算法的核心代码进行分析，拆分代码中的数据流图(DFG)和控制流图(CFG),使用粗粒度可重构阵列实现代码中的数据流图，细粒度可重构阵列实现代码中的控制流图，提高阵列的控制能力，实现阵列执行的自主化。同时本文从数据流驱动原理出发，提出数据流驱动可重构阵列运行的理念，减少了配置量，同时降低数据等待的时间，实现了对计算密集型算法的完美支持，整个结构支持多发射循环迭代技术和空间展开循环迭代技术。

最后，对混合粒度的阵列进行行为建模，实现软件仿真器，通过对算法采取不同的映射方法和优化技术，使得混合粒度阵列在运行应用时相比较通用GPU平台获得性能的提升。

关键词：数据流，混合粒度可重构阵列，仿真器

**DESIGN AND SIMULATION IMPLEMENTATION**

**OF A HYBRID-GRAINED RECONFIGURABLE ARCHITETURE BASED ON DATA STREAM**

**ABSTRACT**

~~The advent of the era of artificial intelligence has made data-centric computing demands more and more large, and traditional computing platforms have been unable to meet such needs.~~

KEY WORDS: data-flow,hybrid-grained reconfigurable array,simulator

目 录

**第一章 绪 论** 1

1.1 课题研究背景 1

1.2 国内外研究现状 3

1.3 主要研究思路 12

1.4 论文组织结构 13

**第二章 可重构技术及数据流驱动技术** 14

2.1 可重构技术 14

2.1.1 可重构计算基本原理 14

2.1.2 可重构计算关键技术 17

2.2 数据流驱动技术 21

2.2.1 数据流计算机基本原理 21

2.2.2 数据流驱动执行机制 22

2.3 混合粒度阵列的理论优势 23

2.4 本章小结 25

**第三章 混合粒度可重构阵列结构设计** 26

3.1 系统整体设计 26

3.1.1 设计思想 26

3.1.2 模块整体介绍 27

3.2 粗粒度处理单元结构设计 30

3.2.1 输入输出buffer 31

3.2.2 可配置ALU单元 32

3.2.3 本地寄存器 33

3.2.4 本地配置器 35

3.2.5 粗粒度处理单元数据通路设计 36

3.3 细粒度处理单元结构设计 38

3.3.1 单元内部构成 39

3.3.2 细粒度控制算子 40

3.3.3 细粒度处理单元内部数据通路设计 41

3.4 阵列反馈机制 43

3.4.1 数据流和循环间依赖 43

3.4.2 多层次反馈机制 44

3.5 混合粒度阵列的优化技术 46

3.5.1 多发射循环迭代技术 46

3.5.2 空间展开循环迭代技术 47

3.6 应用映射实例 48

3.6.1 矩阵乘映射到两层循环方案 48

3.6.2 矩阵乘映射到一层循环方案 49

3.7 本章小结 52

**第四章 混合粒度可重构阵列的仿真实现** 53

4.1 仿真原理概述 53

4.2 仿真器框架 55

4.3 仿真器实现 56

4.3.1 模块实现 56

4.3.2 系统级仿真平台实现 58

4.4 仿真流程 59

4.4.1 算法映射 59

4.4.2 阵列运行 60

4.5 本章小结 61

**第五章 实验与分析** 62

5.1 常见算法映射 62

5.1.1 矩阵乘运算 62

5.1.2 sobel边缘检测算法 62

5.2 仿真结果及分析 64

5.3 本章小结 67

**第六章 总结和展望** 68

6.1 论文总结 68

6.2 后续工作展望 69

**参 考 文 献** 70

**附录1** 72

**致 谢** 76

**攻读硕士学位期间已发表或录用的论文** 77

图 录

[图1‑1三种计算平台系统架构对比图 2](#_Toc533170616)

[图1‑2 CPLD中与或门阵列 4](#_Toc533170617)

[图1‑3 FPGA中查找表结构 5](#_Toc533170618)

[图1‑4实际逻辑电路和LUT实现方式对比 5](#_Toc533170619)

[图1‑5 Grap结构框图 6](#_Toc533170620)

[图1‑6 Grap架构组织图 7](#_Toc533170621)

[图1‑7 Morphsys结构框图 8](#_Toc533170622)

[图1‑8 RC内部细节图 8](#_Toc533170623)

[图1‑9 XPP架构图 10](#_Toc533170624)

[图1‑10 WAVECACHE结构图 11](#_Toc533170625)

[图1‑11 WAVECACHE框架图 11](#_Toc533170626)

[图2‑1三种计算平台在灵活性和计算效率上的对比 14](#_Toc533170627)

[图2‑2可重构计算系统的组成 15](#_Toc533170628)

[图2‑3三种计算系统在某一应用上的时空利用图 16](#_Toc533170629)

[图2‑4互连网络可配置原理图 19](#_Toc533170630)

[图2‑5互连网络全连接 20](#_Toc533170631)

[图2‑6互连网络局部连接 20](#_Toc533170632)

[图2‑7蝶式变换的数据流图 22](#_Toc533170633)

[图2‑8动态数据流情况下的输入弧 23](#_Toc533170634)

[图3‑1可重构系统的设计流程图 27](#_Toc533170635)

[图3‑2混合粒度阵列架构整体图 28](#_Toc533170636)

[图3‑3可重构阵列系统图 29](#_Toc533170637)

[图3‑4粗粒度处理单元内部结构简图 30](#_Toc533170638)

[图3‑5输入输出端口数据线位宽安排 31](#_Toc533170639)

[图3‑6 PE内部输入buffer组织图 32](#_Toc533170640)

[图3‑7循环代码变量作用域示意图 34](#_Toc533170641)

[图3‑8 PE内部配置寄存器编码格式 35](#_Toc533170642)

[图3‑9 CPE内部数据通路图 37](#_Toc533170643)

[图3‑10变量作用域和生存周期不同的实例 38](#_Toc533170644)

[图3‑11分支跳转代码及数据控制流图实例 39](#_Toc533170645)

[图3‑12 细粒度处理单元内部结构简图 40](#_Toc533170646)

[图3‑13细粒度处理单元内部数据通路 42](#_Toc533170647)

[图3‑14 静态数据流执行方式 44](#_Toc533170648)

[图3‑15动态数据流执行方式 44](#_Toc533170649)

[图3‑16处理单元之间的反馈图 45](#_Toc533170650)

[图3‑17处理单元内部的反馈示意图 46](#_Toc533170651)

[图3‑18不同配置方案空间消耗和时间消耗 47](#_Toc533170652)

[图3‑19两种优化技术相结合示例 47](#_Toc533170653)

[图3‑20矩阵乘代码 48](#_Toc533170654)

[图3‑21矩阵乘两层循环映射方案 49](#_Toc533170655)

[图3‑22矩阵乘一层循环映射方案 50](#_Toc533170656)

[图3‑23脉动矩阵方式实现矩阵乘 51](#_Toc533170657)

[图4‑1程序运行在硬件平台上 54](#_Toc533170658)

[图4‑2程序运行在仿真器平台上 54](#_Toc533170659)

[图4‑3仿真器实现的模块框架 56](#_Toc533170660)

[图4‑4阵列仿真器系统设计流程 57](#_Toc533170661)

[图4‑5 PE时钟划分图 58](#_Toc533170662)

[图4‑6系统验证平台 59](#_Toc533170663)

[图4‑7算法映射及验证流程 60](#_Toc533170664)

[图5‑1 Sobel算法的数据流图 63](#_Toc533170665)

[图5‑2 Sobel算法的控制流图 63](#_Toc533170666)

[图5‑3 Sobel算法部分配置信息示例 64](#_Toc533170667)

[图5‑4不同规模矩阵在GPU和HGRA平台上性能数据 65](#_Toc533170668)

[图5‑5 Sobel边缘检测算法在GPU和HGRA上的仿真数据 65](#_Toc533170669)

[图5‑6 Sobel算法中各个阶段时间占比 66](#_Toc533170670)

[图5‑7 Sobel算法在不同数据存取技术性能数据 66](#_Toc533170671)

表 录

[表1‑1可重构系统、通用计算系统、专用计算系统特性比较表 2](#_Toc533170672)

[表2‑1 粗粒度阵列(CGRA)和细粒度阵列(FPGA)特性对比 18](#_Toc533170673)

[表3‑1 ALU算子汇总表 33](#_Toc533170674)

[表3‑2 PE内部配置字功能详解 35](#_Toc533170675)

[表3‑3细粒度处理单元支持的算子 41](#_Toc533170676)

# 第一章 绪 论

## 课题研究背景

集成电路行业诞生以来的六十多年里，CPU、GPU、FPGA等计算平台在各个领域发挥了及其重要的作用，一步一步的引领者人类进入到了信息化的社会，但是最近几年这些计算平台难以提供各种场景需求的计算算力。从外部环境看，随着人工智能时代的到来，为了适应各种复杂的场景，很多机器学习算法、神经网络算法、深度学习算法开始出现，这些算法的出现要求计算平台能够提供较大的算力，要求计算平台能够提供较大的灵活性，能够根据计算需求快速变换计算架构。

从内部环境看，各个计算平台都是在特定的历史条件下产生的，具有一定的局限性，CPU的出现是为了实现复杂的工业控制，所以适合于控制密集型的算法和应用，其提供的算力是有限的[1] ；GPU的出现是为了解决CPU在图形处理方面能力不足这一问题而出现的，其主要目的是协助CPU加速图形图像处理[2] ；FPGA的出现是为了实现硬件可编程，是可重构计算平台的一种，其提供了灵活的可配置性，提供了丰富的计算资源，在过去几十年里被芯片设计人员广泛选择用来作为设计和验证平台[3] 。这些通用计算平台都是基于冯·诺伊曼结构[4] ，这种结构的特点是适用范围广，但是计算能力有限，一种计算平台的计算能力和平台的架构设计有着莫大的关系，所以，一种新型的可重构计算架构的研究才显得尤为重要。

在这些内外环境的条件下，如何在计算能力和灵活性之间做一个权衡是一个比较难解决的问题，可重构处理器提供了一种更好的选择[5] ，可重构处理器充分利用硬件的空间资源，实现了在特定资源限制下计算能力的极大提升；同时可重构处理器根据应用的不同，自由灵活的配置电路，以较小的时间代价实现了不同算法功能的实现。

可重构计算结合了通用计算的灵活性和专用计算的高效性，是一种比较新型的计算方式。传统CPU以顺序执行机器指令的方式完成计算任务，优势体现在对复杂场景的控制和对各种算法的适应性上，但是计算能力有限。专用集成电路（ASIC）是面向特定算法和应用定制出来的硬件电路，可以充分发掘算法中的并行性，具有较高的计算效率，但是灵活性低，研发周期长。而可重构计算结合了两者的优点，有广泛的应用前景。

传统的通用处理器架构的实现是通过一套固定的硬件资源在时间维度上复用实现对一个任务的处理，其通过将代码编译成时间上连续的指令序列，再通过指令执行期间去调度数据，从而完成数据的流动，实现相应功能，其优势体现在对复杂场景的控制和对各种算法的适应性上；专用处理器架构则是通过特定的硬件结构如乘法器、加法器等，通过将软件算法直接映射成硬件电路，通过利用空间维度上的复用实现计算任务，算法要实现的功能都能在硬件资源上体现，原始数据顺序地流过相应的处理单元，数据被处理，从而完成计算，这种结构充分发掘了算法中的并行性，具有较高的计算效率，但是灵活性低，研发周期长。而可重构计算结合了通用计算的灵活性和专用计算的高效性，针对任务A，将任务A对应的代码编译成相应的配置信息，然后将配置信息导入到可配置硬件电路中去，可配置的硬件电路被固化成针对A任务的ASIC电路，通过这样的处理，相当于任务A在时间维度和空间维度上同时被展开，兼顾了灵活性和高性能。图1‑1是可重构计算系统、通用计算系统和专用计算系统的架构对比图，表1‑1展现的是三种不同计算平台所具有的特性。

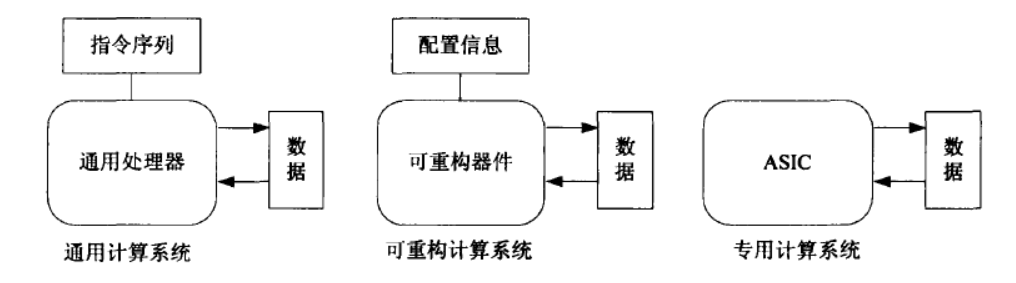


图1‑1三种计算平台系统架构对比图

Fig. 1‑1 comparation of three different system

表1‑1可重构系统、通用计算系统、专用计算系统特性比较表

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | 通用处理器 | 专用处理器（ASIC） | 可重构处理器 |
| 速度 | 慢 | 快 | 较快 |
| 开发难度 | 易，周期短 | 难，周期长 | 易，周期介于两者之间 |
| 资源消耗 | 少 | 多 | 一般 |
| 并行性 | 没有，指令级并行 | 有，较大的空间并行 | 有，指令级并行和空间并行 |
| 可升级性 | 有 | 没有 | 有 |

## 国内外研究现状

在20世纪60年代可重构的概念就被Gerald Estrin[7] 提出，但是那时候对通用处理器的研究正如火如荼，很少有研究学者会把目光转移到可重构计算上来；另一方面，局限于那个时候制造工艺不是很先进，所以可重构计算并没有进入到很多研究学者的研究范围。但是随着计算需求的不断变化和制造工艺的改进，可重构计算出现了一下几种典型的研究成果。

1. FPGA

随着硬件电路中可编程开关的实现，使得某些电路的功能可以被改变，这是可重构系统发展起来的先决条件。通过在芯片内部集成一些存储单元，在其中记录一些信息，这些信息被用于改变电路的某些结构。在这些信息被固化前，芯片电路的功能是不确定的，通过将存储器内容固化，这些芯片就具有了特定的功能，这就是早期的可重构的雏形。而这些可编程的存储器主要包括：可编程只读存储器(PROM-Programmable Read-Only Memory)、电可擦除只读存储器(E2PROM-Eletrically Erasable Programmable Read-Only Memory)、紫外线可擦除只读存储器(EPROM-Erasable Programmable Rean-Only Memory)。后来随着计算机科学的进步，出现了结构稍微复杂的可编程逻辑器件(PLD-Programmable Logic Device)，通过可编程的器件可以实现大部分的数字逻辑。在之后出现了复杂可编程逻辑器件(CPLD)和现场可编程门阵列(FPGA),这种可编程逻辑器件继承了PLD的优点，同时可以实现较大规模的电路。如图1‑2所示，是CPLD中的与或门阵列，图中是由两部分组成的，与阵列和或阵列，图中·和×处的横竖两条线是连接的，·表示连接是固定的，不能编程，而×表示连接是可以改变的，通过可编程手段被改变，所以通过改变可编程的连接点，实现需要的逻辑，图中实现的逻辑如下：



图1‑2 CPLD中与或门阵列

Fig. 1‑2 AND gate and OR gate array in CPLD

如图1‑3所示，FPGA内部可重构单元采用的是查找表（Look Up Table）结构,查找表结构其本质上是一个可擦除的RAM，图中左侧是独立的16比特RAM,其中存储不同的数据，输入A,B,C,D组成4位的选择信号，在四输入确定的情况下数据选择器会选择某一个具体的RAM单元，其中存储的数值就是在输入为ABCD情况下的输出F，4位的输入其实就相当于RAM存储单元的地址，通过A,B,C,D来对RAM单元进行寻址，而被寻址的内容是可被更改的，这是实现可重构的重要原因。如图1‑4所示，是实际逻辑电路真值表的具体内容，右侧是通过查找表实现该逻辑电路时RAM应该存储的内容。

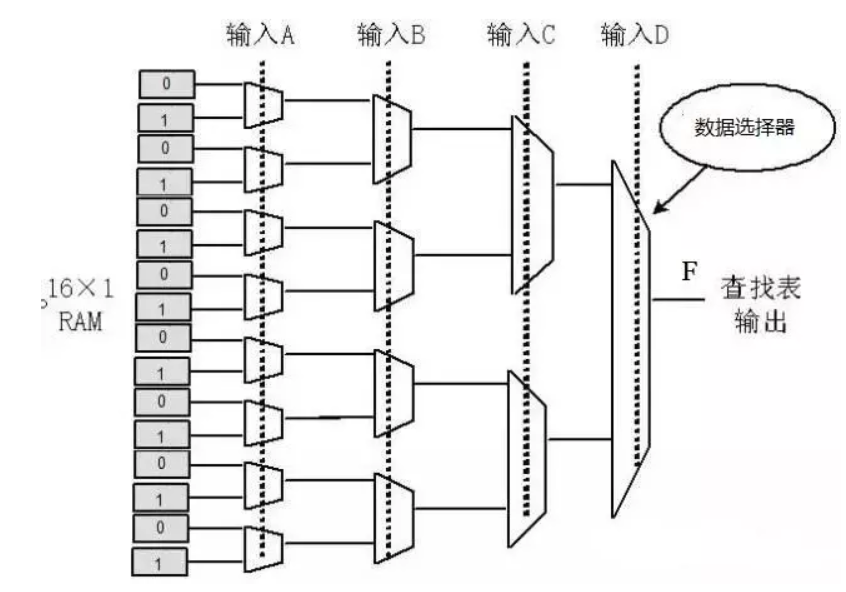


图1‑3 FPGA中查找表结构

Fig. 1‑3 LUT structure in FPGA

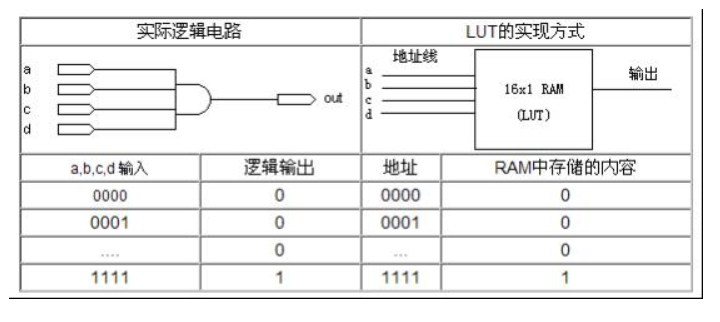


图1‑4实际逻辑电路和LUT实现方式对比

Fig. 1‑4 Comparision between logic circuit and LUT implementation

1. Grap[8]

Grap是美国加州大学伯克利分校研究出来的一种新型计算架构，其是由一个MIPS处理器和一个细粒度可重构阵列FPGA组成的异构系统。Grap的核心研究目的就是将细粒度的FPGA嵌入到通用处理器单元中，研究这种结构的软硬件环境，探讨这种结构在加速计算方面的可能性，据文献[8] 所述，该混合结构可以使得应用的运算速度被加速到2到24倍，计算效率极大提升。

如图1‑5所示，Grap架构设计者们设计了一套完整的系统，在这个结构上实现了结构化程序运行、基于该结构和环境的库、任务切换、虚拟存储器和多用户等功能。图中标准处理器执行的指令是基于MIPS的扩展指令，增强了标准处理器中的控制能力，使其负责程序的控制和对可重构阵列配置信息的加载。可重构阵列和主核共享数据缓存，同时还能和MIPS处理器和存储器直接进行数据交互，保证了数据存取的高效性。可重构阵列是由称作block块的实体组成，如图1‑6 Grap架构组织图 图1‑6所示，可重构阵列中每一行的第一个block是一个控制块，其他剩余的是逻辑块，阵列的列数固定位24列，而行数是不固定的，可以根据具体的具体的应用设置成不同值以提高系统的兼容性，行数最大值可以设置成32。

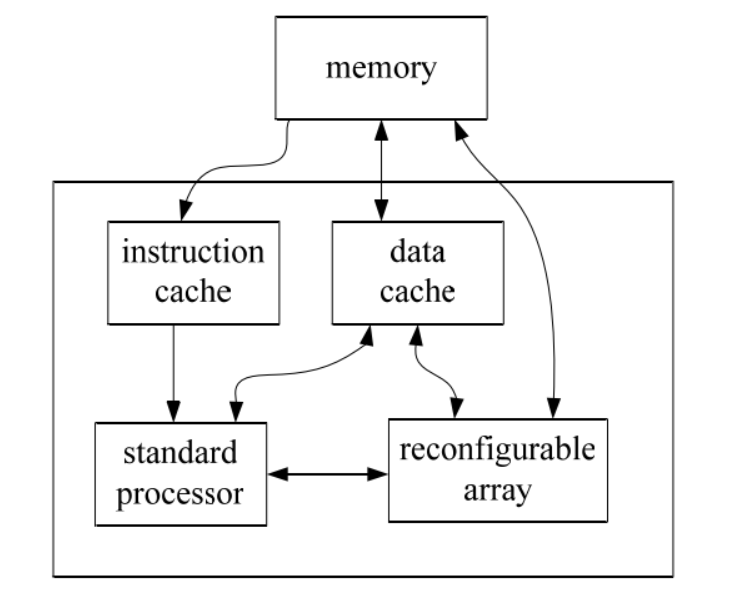


图1‑5 Grap结构框图

Fig. 1‑5 structure chart of Grap

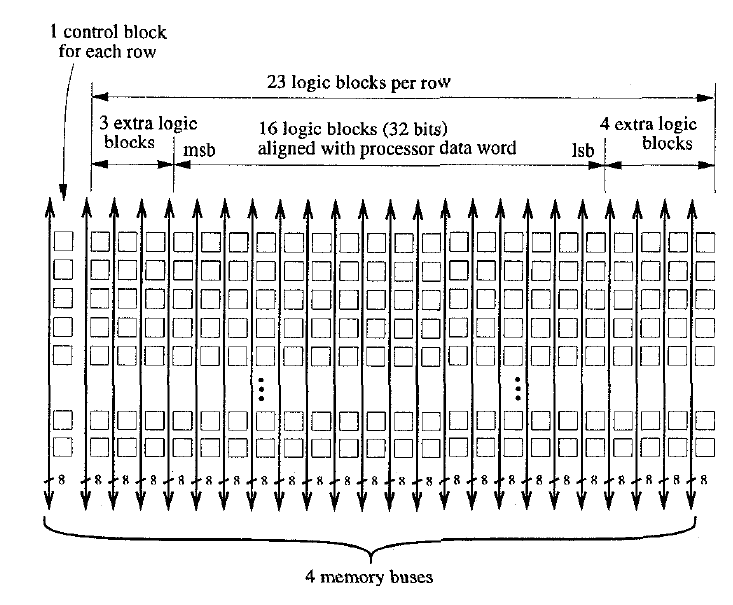


图1‑6 Grap架构组织图

Fig. 1‑6 architectural organization of Grap

1. Morphsys[9]

Morphsys是美国加州大学的可重构计算研究项目。其系统结构图如图1‑7所示，是由一个Tiny\_RSIC的处理器、一个可重构计算阵列、指令数据缓冲器、DMA控制器和高带宽的数据接口组成。其中可重构阵列是由若干可重构单元(RC-Reconfigurable Cell)组成，这些可重构单元通过配置存储器实现功能的重构和互连的重构，该系统中实现的可重构阵列是粗粒度的可重构阵列，其数据通路的位宽是16位。

该架构系统主要面向视频压缩、图形和图像处理、数据加密和DSP转换等应用领域，和上面介绍的Grap系统一样，其主要的控制任务是通过称作Tiny\_RISC的RISC处理器来执行。可重构阵列是8×8的RC网络构成，支持多配置文件。如图1‑8所示，每一个可重构单元是由配置寄存器、两个多选一的MUX、算术运算器ALU、乘法器MULT、一个移位器和4个寄存器组成的寄存器堆组成。8×8的矩阵被划分成四个部分，通过二维网络实现连接。Morphsys结构是配置流控制的一种计算机架构，通过运行期间改变可重构阵列的连接关系从而实现动态的配置切换。

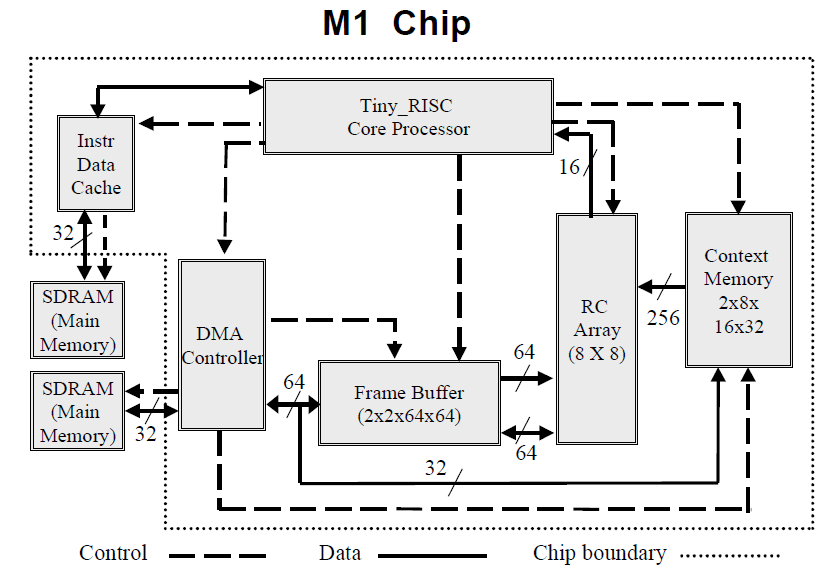


图1‑7 Morphsys结构框图

Fig. 1‑7 structure diagram of Morphsys

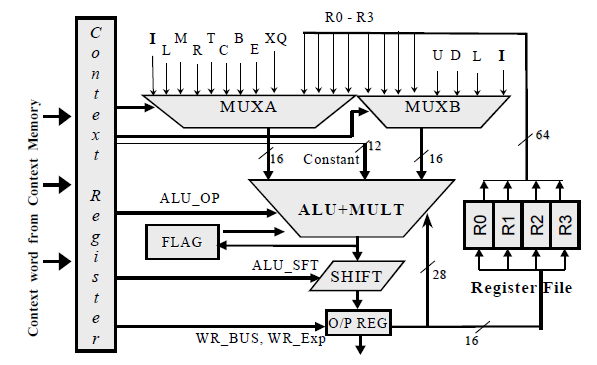


图1‑8 RC内部细节图

Fig. 1‑8 internal graph of RC

1. XPP[10]

XPP(eXtreme Processing Platform)是PACT公司提出来的可重重构计算平台，其可重重构阵列是粗粒度单元组成，动态可配置的，即其可配置是在程序运行期间实现的，对于可重构阵列而言，在时间维度上，阵列接受的是时间上连续的配置信息流而不是指令，所以这种结构从本质上来讲还是控制流驱动的计算系统。

如图1‑9所示，XPP架构主要是由以下几个主要部件构成：

可重构处理阵列簇(PAC-Processing Array Cluster)，其是由若干个可重构处理阵列单元(PAE-Processing Array Element)和配置管理器(CM-Configuration Manager)组合而成；

配置管理器和层次化的配置管理器树;

基于packet交换的内部通信网络;

若干I/O模块;

XPP结构支持数据流工作方式，但是整个结构是配置流驱动的，多个阵列簇支持多任务自动切换。其工作流程是：SCM-Supervising Configuration Manager负责和外部存储器交换配置信息，在获得配置信息之后将相应的配置信息分配给处于不同簇的配置管理器CM，配置管理器通过配置总线向可重构处理单元写入配置信息，处理单元根据获得的配置信息执行相应的操作，运算获得数据分布式的存储在各个可重构处理单元内部或者FIFO中，准备下一次的使用。由于是动态配置的，配置信息在系统内部传递的速度反映出该系统的吞吐率，所以在XPP系统中可以看到被特殊设计的配置高速总线。

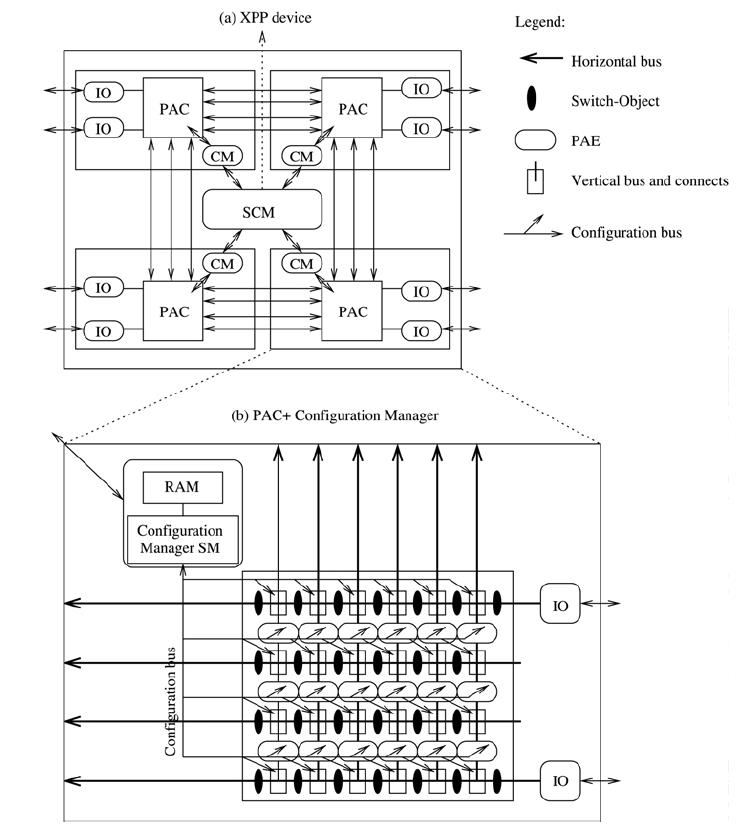


图1‑9 XPP架构图

Fig. 1‑9 architectural organization of XPP

1. WAVECHCHE[11]

Wavecache是华盛顿大学的Steven Swanson及其团队设计开发的一款处理器，是基于Wavescalar指令集开发研究的，处理器的设计思想是alu-in-cache，即在处理单元内部设计较多的输入缓冲器和输出缓冲器，处理单元内部内嵌一个ALU运算单元，从整个PE外部来看，这是一种computation-in-memory结构，是wavecache处理器的设计思想。

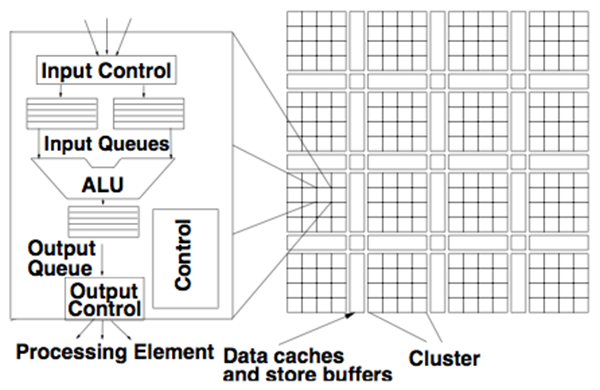


图1‑10 WAVECACHE结构图

Fig. 1‑10 structure diagram of WAVECACHE

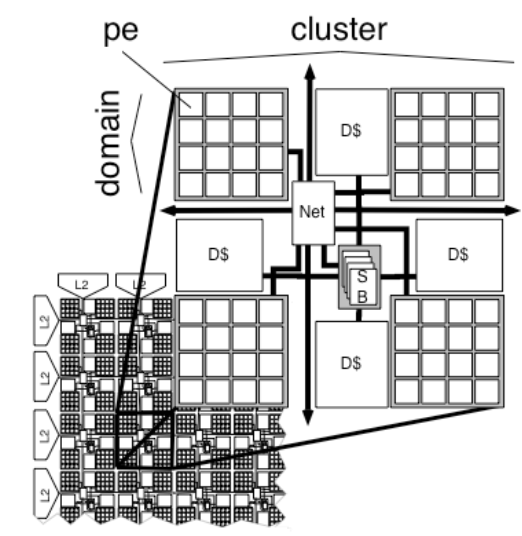


图1‑11 WAVECACHE框架图

Fig. 1‑11 diagram of WAVECACHE

如图1‑10，图1‑11所示，该处理器是由将近1K个处理单元组成，这些处理单元被划分到16个簇中，每一个簇拥有16个处理单元。在一个簇内部各个处理单元之间通过L1cache连接，外部再通L2cache和外部存储器连接。处理单元内部分布着大量的缓存器，输入缓冲器要实现对输入数据进行协调处理，再送入到ALU进行运算，最后送到输出缓冲器队列，通过输出逻辑控制输出。

## 主要研究思路

从文献[8] [9] [10] [11] 中可以看出，众多研究学者提出的可重构系统架构，在特定领域发挥着重要的作用。但是分析下来可以发现这些结构存在着以下两个方面的劣势，如下：

首先，可重构阵列被广泛用于计算密集型的场景，用于实现图像图形处理这一类算法的加速，这一类应用具有计算密集、数据规整的特点。所以，可重构处理器的设计往往注重计算能力而忽略了控制能力。从以上介绍的几种可重构系统可知，大部分的可重构阵列需要一个通用处理器作为主控，通过CPU对任务进行控制，调度可重构阵列进行计算，这种结构必然需要可重构阵列和主控之间频繁的数据交互，二者之间的连接网络将成为设计中的性能瓶颈。所以本文针对这种痛点，研究设计将粗粒度单元和细粒度单元进行混合，组成的阵列结构以解决控制能力薄弱的问题，减小主控和阵列之间的交互代价，其中粗粒度处理单元实现计算任务，细粒度处理单元实现对任务的控制，这样做的好处是主核处理器在触发加速任务时，只需要将加速任务的上下文信息一次性提交给可重构阵列，可重构阵列通过细粒度单元和控制单元实现对任务的划分和调度，从而给主核处理器减压，提高计算效率。

其次，关于可重构阵列中处理单元的执行方式，以上提到的几种结构都基于控制驱动，比如Grap、Morphsys的指令流驱动，XPP的配置流驱动。控制流驱动实现的处理器其执行方式依赖于指令/配置的具体内容，指令中携带需要执行的操作码和操作数，在串行执行的处理机系统中，数据可能早就准备就绪，但是由于指令没有进入到执行单元，造成数据闲置，另一方面，程序运行过程中需要产生大量的指令，对于可重构计算的系统来说，任意时刻的配置动作会导致整个电路的功耗上升，程序运行的时间大部分是消耗在配置上，所以针对这些缺点，本文选择数据流驱动的执行方式，将配置信息中的操作码和操作数分开，设计后的配置行中只包含操作码和互连信息，不包含操作数，操作数信息通过互连网路自动实现流转，结合数据流执行机制可以大大减少数据闲置时间，同时这种方式可减少配置的信息量，减少配置时间，加快计算。

## 论文组织结构

本论文提出了一种基于数据流原理的混合粒度可重构阵列处理器的架构，并面向具体的应用探讨了整个阵列结构的实现细节，同时基于该阵列结构，设计并实现了该硬件结构的软件仿真器，用于评估本论文所提出的阵列结构的功能和性能指标。本文设计的阵列结构是一种全新的计算架构，将数据流计算技术和空间计算技术相结合，实现了一款处理器芯片既能提供较大的计算能力，又能提供一定的灵活性，其软件可配置的特性使得其在不同的应用场景之间进行切换，减少了芯片设计和制造过程中的时间成本。

本论文的章节安排如下：

第一章介绍了本论文研究课题所面向的研究背景，确定了做混合粒度可重构计算阵列的必要性和重要性。

第二章介绍了混合粒度可重构阵列结构设计过程中涉及到的主要技术，包括数据流技术和可重构技术，为本研究提供了强有力的理论支撑，体现了研究的创新性。

第三章详细介绍了混合粒度可重构计算阵列的设计细节，包括粗粒度处理单元和细粒度处理单元的结构设计，执行机制设计，数据通路设计等，介绍了数据存取单元设计计优化技术，同时介绍了该阵列结构支持的两种应用映射优化技术以及保证阵列正确运行的反馈机制；最后，展现了矩阵乘应用的映射实例。

第四章介绍了基于该阵列架构的仿真器的实现细节。介绍了仿真器的原理和该仿真器的基本框架，介绍了系统级仿真平台的搭建和验证测试流程，

第五章通过几种算法的映射，分别在通用GPU平台和混合粒度阵列平台上进行仿真，获得仿真数据，并对比分析仿真数据得出结果。

第五章对论文进行了总结，归纳本文的主要成果并分析其中的不足，并对该研究领域进行了展望。

# 第二章 可重构技术及数据流驱动技术

## 可重构技术

可重构计算是指能够通过软件字段来改变其电路功能，并通过外围的辅助软硬件来运行一定的计算任务的系统，其最主要的优点就是灵活的可配置性。它摒弃了ASIC电路设计不灵活的缺点，同时又抛弃了通用计算系统计算效率低的缺点，结合了两者的长处，既能实现计算效率高还能灵活可配置，正成为研究的热点。如图2‑1，是可重构计算在时间和空间利用率上和其他两种计算平台的比较。



图2‑1三种计算平台在灵活性和计算效率上的对比

Fig. 2‑1 Comparison of three different computing platforms

### 可重构计算基本原理

一般来讲，可重构计算系统包含可重构计算阵列、任务控制器和存储器部分组成，如图2‑2。可重构计算阵列是可重构系统的核心，它负责数据处理和数据的传递，是可配置性的实现主体；任务控制器负责对系统进行控制，负责对运行在计算阵列上的任务进行调度，实现数据的输入和输出，它时刻监控着计算阵列和整个系统的运行情况，是整个系统能成功运转的核心；存储器部分负责阵列的数据存取，由于可重构计算阵列和主处理器构成一个异构计算平台，所以可重构计算阵列需要有自己的本地存储器，这一部分主要实现阵列数据的存取以及和主处理器进行数据交换。

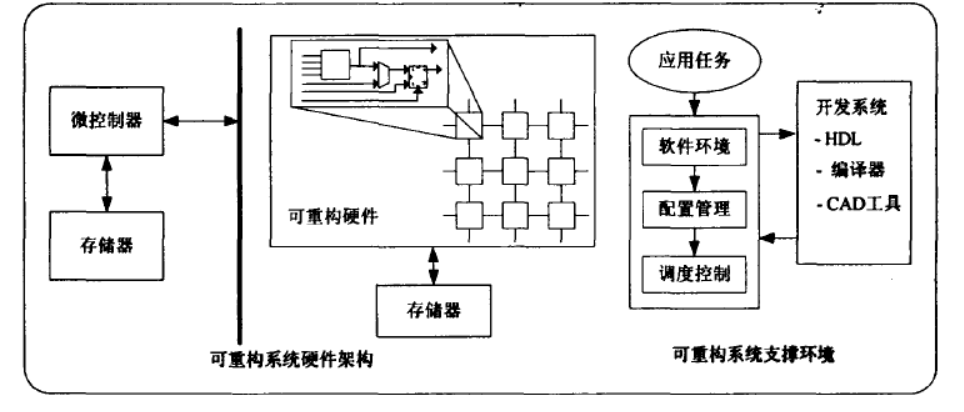


图2‑2可重构计算系统的组成

Fig. 2‑2 component of reconfigurable computing system

可重构处理器系统是充分利用了时间特性和空间特性的一种计算系统，如果时间特性占据主要地位时，就是通用计算平台；如果空间特性占据主要地位时，就是专用计算平台。下面通过举一个例子来说明可重构计算在时空利用程度上与通用计算系统和专用计算系统的不同。假设我们要完成一个多项式的操作，如下：



图2‑3三种计算系统在某一应用上的时空利用图

Fig. 2‑3 The realization of one application on three different platforms

第一种实现方式是通过专用计算系统实现的，其通过将算法中所用出现的算子全部在空间上展开，多项式中有三个乘法操作，两个加法操作，所以通过设计三个乘法器两个加法器，让数据进入到相应的处理单元中进行处理，得出计算结果，几个处理单元同时进行，在几个时钟周期就可以计算出需要的结果，这种计算架构根据算法本身进行定制，具有计算效率高的特点。

第二种实现方式是通过通用计算系统实现的，通过将多项式的内容编译成一条条时间维度上的指令，指令中包含需要执行的操作码和操作数存储的寄存器编号，按照时间顺序进入到计算单元中执行，并将计算结果存储到相应的寄存器中，准备好给下一条指令使用。通过这种时间维度上的推移和空间维度上的复用，完成了一个计算任务。如图2‑3所示，这种计算结构只需要包含一些寄存器和算术计算单元，其具体的执行流程如下：所给定的表达式被编译器编译成5条指令，这些指令依次会出现在指令寄存器中，程序计数器会在每个时钟周期从指令寄存器中取出一条指令送到译码单元，译码之后算数逻辑单元会从指令指定的寄存器中取出操作数并执行操作码规定的动作，当该程序对应的所有的指令被执行完毕，计算任务执行完成。

这种计算模式的优势是所需要的硬件资源是固定的，适用范围较广，但是由于指令是在时间维度上展开的，其结构面临着计算效率低的困难。具体表现在：首先，这种体系结构依赖于指令集，指令集限制了具体硬件电路的适用范围，也就是说硬件电路支持的操作种类完全依赖于指令集中规定的指令数，由于指令个数的限制，在遇到复杂的代码的时需要将复杂的功能拆分成几条简单的指令来实现，降低了计算效率；其次，通用处理器的设计初衷就是为了实现通用计算，必然要实现指令集中规定的指令操作，面临着资源浪费的可能，假设设计了一个64位的通用平台处理器，但是只用于处理16位的程序，那么处理器中很多的系统资源都是浪费的。所以，这种时间域上的计算平台满足了通用性却也牺牲了计算效率。

第三种方式是通过可重构计算系统来实现，可重构计算系统结合了以上两种计算系统的优点，充分利用了时间域特性和空间域特性，针对某一特定的任务，可重构系统可以充分利用其空间资源将任务进行空间展开，体现出对空间特性的利用，而针对一系列的任务，可重构系统充分利用时间特性，实现任务级的流水，这两者的结合使得可重构计算既可以具备灵活性又可以具备较高的计算效率。具体到上面的例子，针对可重构计算系统它的执行流程如下：首先，整个硬件电路是由一系列的可配置计算单元构成的，多项式被分解成3个乘法和2个加法，所以会被生成两个加法配置包和3个乘法配置包，将配置信息固化到可配置的5个处理单元上，处理单元组成的阵列电路就形成了一块专用电路，注入原始数据并激活就可以执行相应的操作，最终得出相应的计算结果。可重构计算允许改变电路计算功能来适应不同的算法和应用，是一种动态的体系结构，这种动态变化保证了灵活性，在阵列被固化之后形成的专用硬件电路保证了计算效率。所以，在计算密集型需求场景中，可重构计算是一种较为合适的解决方案。

### 可重构计算关键技术

**协同编译器技术**：基于冯诺依曼结构的通用处理器从诞生以来经过了这么多年的研究，其在编译技术上已经相当成熟了。编译器是高级编程语言出现后的产物，能完全实现高级语言在不同平台上执行代码。可重构系统的编译技术目前还处于起步阶段，现阶段的可重构系统其任务划分、配置生成等都依赖于手工来实现。在由通用处理器和可重构处理器组成的异构系统上，编译技术需要被重新设计，因为两者使用不同的编译技术实现代码的执行，通用处理器上执行的代码被编译成一条条指令按序执行，可重构系统的代码被编译成一段配置信息通过可重构阵列中的计算单元和互连网络来实现，现阶段协同编译技术的实现没有被完美的支持。

针对异构计算平台来说，协同编译技术的实现显得尤为关键，这种编译技术需要实现从源程序中自动划分出主处理器执行的代码和可重构阵列处理器执行的代码，再分别调用两种计算平台的编译器实现代码的编译，同时还要有对整个代码任务进行调度的能力，根据硬件资源和当前任务执行情况动态的进行任务的切换。

**粒度**：可重构计算最早的产物就是现场可编程门阵列（FPGA）,FPGA的配置单元的最小位宽是1bit，所以FPGA是粒度为1的可重构计算平台，也就是细粒度可重构阵列。通常来讲，我们把配置单元的最小位宽小于等于4bit的可重构阵列称为细粒度可重构阵列，大于4bit的称为粗粒度的可重构阵列。

一般来讲，在进行可重构系统设计时粒度的选择需要考虑很多方面的因素，粗粒度阵列和细粒度阵列在阵列结构、组成单元、配置方式、执行机制等方面有着很大的区别。细粒度阵列是由查找表、逻辑门等构成，执行机制是进行比特级的操作；而在粗粒度阵列中，处理的是字级的数据，内部也是需要包含完整的功能单元，需要有集成众多算子的算术逻辑单元和特殊设计的互连网络。另一方面，选择不同的粒度会导致整个可重构系统具有不同的配置信息量，具有不同的配置时间和配置功耗，最主要的影响是两种不同的粒度的计算效率是不同的，所以在进行可重构系统设计时要充分考虑到这些因素。表2‑1所示的是粗粒度可重构阵列(CGRA)和细粒度可重构阵列(FPGA)的特性对比。

表2‑1 粗粒度阵列(CGRA)和细粒度阵列(FPGA)特性对比



**静态和动态重构**：可重构系统中可重构的实现来自于两方面，首先是计算单元的可重构，是指通过改变某一个计算单元要实现的功能，另一方面来自于计算单元之间的连接关系可重构，根据具体的任务来改变处理单元之间的连接形式，从而达到互连关系的可重构，所以重构在时间维度上有两种表现形式，重构的系统在某一段时间内其结构不发生变化，每一条配置指定的功能和连接关系在任务时间窗口内不改变，这是静态的可重构系统。早期的FPGA是这种系统的典型，优点是配置切换的次数少，功耗低，但是缺点是必须等到一个任务已经执行完成并保存现场之后才能开启配置的切换。

另一种是重构系统在某一段时间内会根据配置信息的具体内容来实现计算单元和互连的动态切换，每一条配置都会激活一次配置切换，程序的内容被编译成配置序列，每一条配置在任务的时间窗口内其执行的功能和连接关系都随时可变，这是动态的可重构系统，其优点是配置的切换是在程序的执行过程中进行的，具有更大的灵活性，缺点是需要的配置信息比较多，整个可重构系统的功耗比较大。

**互连网络：**可重构系统的实现不仅依赖于每一个计算单元的功能可以根据需要变化，同时依赖于可以改变的互连网络。如图2‑4所示，互连网络可配置的原理是通过多选一的选通电路实现，通过选择信号将两个处理单元连接在一起实现数据通路，其中的选择信号就是配置信息中的某一位或几位。

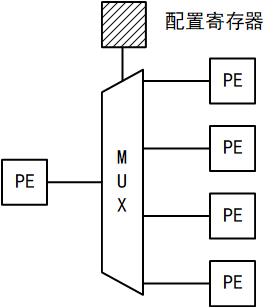


图2‑4互连网络可配置原理图

Fig. 2‑4 Schematic of connect network

可重构系统的互连网络是复杂的，通常来说有两种方案可供选择。第一种是全连接的方式，即处于阵列中的每一个计算单元都可以和出自己以外的任何一个计算单元连接，如图2‑5所示，假设阵列中有9个处理单元，处理单元A要实现全连接的功能，针对单元A的某一个输入端口就需要设计一个8选1的MUX电路，这种情况下，随着阵列硬件资源的增多，这种选择电路的规模是成倍增长的，很显然对于规模较大的可重构系统的实现，这种方案不是最好的选择。第二种方案是处于可重构阵列中的某一个计算单元只可以和自己周边的上下左右相邻的计算单元连接，如图2‑6，单元A的输入端口只能和单元B,C,D,E连接，对于单元A的某一个端口通过固定的4选1的MUX电路就可以实现选通，实现电路比较简单固定，易于实现。

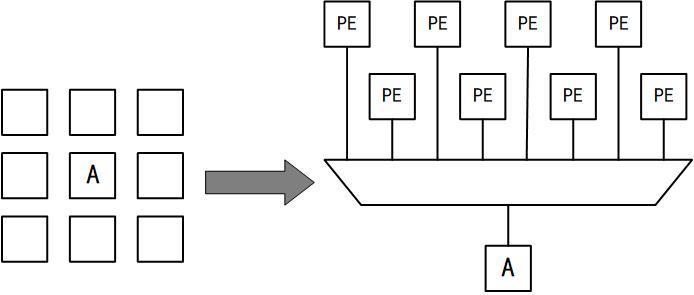


图2‑5互连网络全连接

Fig. 2‑5 Full connection of net

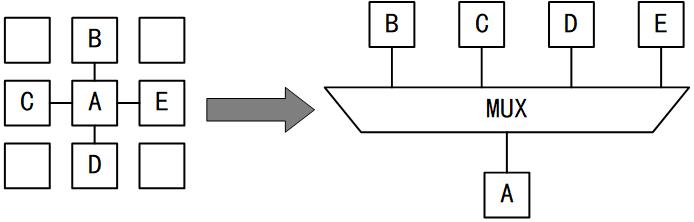


图2‑6互连网络局部连接

Fig. 2‑6 Local connection of net

比较这两种方案，各有自己的优缺点，第一种可以提供较大的灵活性，布局布线算法可以设计得较为简单，但是实现的代价是需要消耗较多的硬件资源，布线网络也变得很复杂。对于规模较小的可重构系统可以选取这种方案。第二种方案的优点就是互连方式较为固定，对于可重构系统的布线器实现较为简单，同时硬件电路实现复杂度较低，但是灵活性不够，需要强大的布局算法的支撑。

**存储系统：** 现代通用处理器平台的存储系统是分层次的，从速度快到慢分类看，分别是基于SRAM技术的cache、基于DRAM技术的内存以及存储器，这种层次的存储系统是在处理器速度比较快而存储器速度比较慢的情况下提出来的，使得处理器系统和存储器系统能更协调的工作。在可重构阵列中，存储系统越来越成为其计算性能的瓶颈。存储系统设计中有两个主要问题，首先，可重构处理器和通用处理器组合的系统，需要协同工作完成某一个具体的任务，从外部看这是一个多核系统，需要考虑存储系统的一致性的问题。现在通用的做法是，需要DMA在一个任务开始的时候将阵列运算所需要的数据全部搬运到可重构阵列的存储器上，在整个阵列运行期间阵列的运算数据都是和自己的存储系统进行交互，只有在任务结束之后才会将结果数据再搬运到主处理器的存储系统上。

第二个问题是可重构计算属于空间计算范畴，其较大的并发性对存储器的压力是很大的，所以可重构处理器的存储系统要采用分层次、分布式的存储系统。如图3‑2所示，根据作用范围的不同，需要有全局存储器、本地存储器和分布式的输入输出buffer，全局存储器在阵列运行的早期存储搬运过来的原始数据。本地存储器存储阵列运行期间产生临时数据，分布式的输入输出buffer是每一个处理单元内部独有的，其功能是用于缓存进入到单元的数据，并对数据进行匹配输出。

## 数据流驱动技术

可重构系统可以选择动态可重构或者静态可重构，动态可重构系统具有配置信息量大、配置时间长和配置功耗大等缺点，具有灵活性高的优点；静态可重构系统具有配置量小、配置时间短和计算效率高等优点。而本文研究的可重构系统是面向特定领域的，需要较高的计算效率，所以选择对静态可重构系统进行研究。

静态可重构系统在配置信息被固化到处理单元中后，其具体的硬件电路基本固定，在任务运行期间每一个处理单元会执行相同的操作，在这种结构下，由于操作码和操作数分离，数据需要主动驱动阵列运行，让每一批次的数据流经阵列单元并被处理，实现操作数和操作码的融合，从而完成计算，这是数据流驱动的执行机制。静态可重构系统需要数据流驱动阵列执行，保证其正确性，保证最大效率。下面介绍数据流驱动的主要思想和基本原理。

### 数据流计算机基本原理

电子计算机诞生以来，计算机的体系结构都是基于冯·诺伊曼结构及其变种来实现的，这种结构是基于控制流实现的，程序被编译成一条条的指令存储到指令寄存器中去，计算机通过执行指令来实现代码中指定的功能。基于控制流实现的计算机是一种通用计算平台，其主要的特点就是通用性强，可以适用于各种应用场景，但是控制流计算机在并行计算场景上有着天生的困难[12] [13] 。

数据流驱动计算机能较好的支持并行计算，它突破了以指令为基础的数据流动，它以数据来驱动相应操作的执行，当相应的操作所需要的数据都准备就绪之后就可以激活该操作进行相应的动作，在数据流里面成为点火(fire)行为，其操作结束之后产生的数据可以作为下一步的操作需要的源操作数。由于硬件结构中没有程序计数器，点火行为可以在空间硬件资源上同时的进行，所以这种隐含的并行性使得数据流计算机很适合于并行计算[14] 。

### 数据流驱动执行机制

数据流处理机中的指令主要是由数据令牌和操作码构成，数据令牌是由两部分组成，分为数据和数据的目的地址，每一条数据令牌都包含这两条信息。操作码被分配到相应的硬件资源上并具有一个地址，当操作码点火操作需要的数据令牌到达该操作码指定的硬件资源地址时，该操作码指定的操作被启动，

如图2‑7所示，表示的是快速傅里叶变换中的蝶式变换，通过这张图可以知道数据流计算中，数据流图包含两种不同的节点，分别称为输入弧（link）和动作（actor）。由图可知，两个动作之间必有一输入弧，两输入弧之间必有一动作，如图所示，其中圆圈表示动作，小圆圈表示输入弧，每一动作表示进行一步运算，其结果由输入弧传送到下一动作。

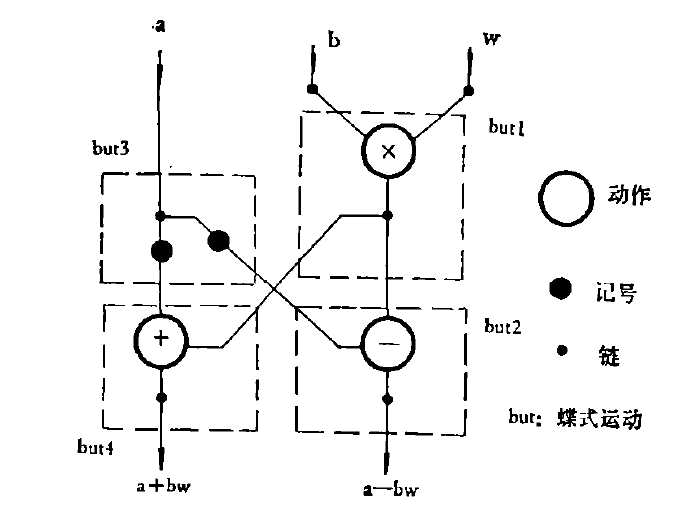


图2‑7蝶式变换的数据流图

Fig. 2‑7 data flow graph of butterfly transformation

数据流计算机可以分为静态的数据流计算机和动态的数据流计算机。对于静态数据流处理机，在两个动作之间的输入弧上只能存在一个数据令牌，也就是说该条输入弧上的数据令牌是没有标号(tag)的，如图2‑7，任意时刻每一个动作节点只会接受一个来自于输入弧上的数据来激活自己的操作。由于数据令牌没有标记，所以如果在任意时刻任一条输入弧上同时出现了两条以上的数据令牌的话，节点对于传输到自己的数据令牌就没有能力区分它们中哪些是属于同一批的操作数，节点会任意选择其中某一个数据令牌中的数据进行操作，从而会出现错误。由于这种限制静态数据流处理机只能用于处理一般的循环，循环迭代之间不能进行流水，在计算性能上有较大的损失。

而动态数据流处理机让每一个数据令牌带上记号(tag)，这样可以在两个节点之间的输入弧上出现多个数据令牌，由于记号的存在，每一个动作节点可以匹配相同批次的数据进行点火动作。所以动态数据流处理机不需要像静态数据流处理机那样通过控制输入弧上的数据令牌个数来保证程序的正确执行。如图2‑8所示，这样每一个节点可以不间断的进行点火操作以达到最高的执行效率。所以，动态数据流处理机更适合于做循环代码的展开操作，可以充分提高程序中的并行性。



图2‑8动态数据流情况下的输入弧

Fig. 2‑8 input arc of dynamic data flow

## 混合粒度阵列的理论优势

针对可重构阵列的研究目前还存在着一下几点问题：

1. 可重构阵列的研究大部分都集中在对粗粒度阵列的研究，粗粒度阵列在计算上的能力是巨大的，但是控制能力薄弱是其主要的缺点，所以大部分的粗粒度阵列将对任务的控制交给主核去做，这样会导致主核和可重构阵列进行频繁的数据交互，交互通路会成为性能瓶颈。

本文研究将计算任务整体交付给可重构阵列进行执行，提出混合粒度可重构阵列结构，粗粒度阵列实现计算功能，细粒度阵列实现控制功能，目的是为了减少主核参与阵列执行的时间，主核只在任务开始和任务结束时参与运算数据的存和取，其他时间阵列可以自主的进行任务的调度。

1. 大部分粗粒度可重构阵列为了实现更灵活的支持更多应用，大部分采用的是动态可重构系统，电路在运行期间可随时改变功能和连接方式，这将导致配置信息量增多，任务运行的大部分时间花费在配置切换上，影响计算效率。

本文研究设计静态可重构阵列，可重构阵列被配置成静态的电路，通过数据流驱动阵列执行任务，极大的减少了配置量，任务运行期间没有配置的切换，较少配置时间，同时数据流技术减少了数据等待，最大化数据的利用效率。

本文将以上介绍的两种技术结合在一起，设计了一种全新的可重构计算架构，相比较于其他的可重构计算架构这种计算机架构具有以下几点优势：

首先，本文研究的混合粒度阵列主要是由粗粒度处理单元CPE(Coarse Processing Element）、细粒度处理单元FPE（Fine Processing Element）构成，如图3‑2所示。阵列的基本工作方式是针对不同的算法和应用，提取出算法中的控制数据流图CDFG(Control-Data Flow Graph）,结合阵列上处理单元算子资源分布，生成配置信息。这些配置信息分布式的存储在每一个处理单元的配置寄存器中，决定每一个处理单元的功能、处理单元之间的数据交互方式以及处理单元内部的数据通路的形式。通过改变每一个计算单元内部配置寄存器的内容，重新配置处理单元及其之间的互连方式，从而实现了可重构的能力。其主要的特点就是程序中的控制流图（CFG）和数据流图（DFG）的配置信息分别是由阵列上的细粒度处理单元和粗粒度处理单元来实现的，整个阵列区域可以实现特定程序的完整执行而不需要主核处理器的参与，实现计算效率的极大提升。

其次，可重构阵列结构采用数据流驱动的执行方式，数据流驱动的执行方式相比较于控制流驱动的执行方式在理论上具有高度的并行性，由于数据流计算机所关注的点是程序运行过程中的数据，所以只要是数据准备好了，多个计算点可以同时开始计算，不局限于时间上的依赖性，只要空间资源足够多，数据流计算可以达到理论并行度。数据流驱动的计算机其实本质上是一个小型的分布式计算的系统。

最后，充分利用数据流技术和可重构技术相结合延伸出的新特点，通过支持循环级流水和代码空间展开，充分挖掘该结构的优势，大大提高了该结构的计算吞吐率。循环级流水和空间展开技术是相辅相成的，通过将循环块的空间展开，一层的循环体结构能够全部分配到空间的硬件资源上同时并行的计算，没有数据依赖关系，循环体被空间展开之后，循环层之间的流水就变得更加简单和明显。

## 本章小结

本章介绍了介绍了可重构技术的起源、关键技术，总结各种可重构系统所采用的技术特点，体现各种不同结构的优缺点。同时介绍了数据流计算机的相关概念以及其执行机制，分析了其和控制驱动型的计算机相比较的优势所在，同时最后，分析了本文设计的结构在理论上的优势并介绍本结构的主要特点。

# 第三章 混合粒度可重构阵列结构设计

## 系统整体设计

### 设计思想

一般而言，可重构阵列系统的设计可以按照如图3‑1可重构系统的设计流程图所示的流程图来进行，从图中可以看出主要分为四个部分，应用需求分析、软硬件划份、软硬件接口设计以及系统验证和测试。

应用需求分析是进行系统设计的导向因素，可重构系统设计方法，设计结果都是要考虑到设计需求，通过从应用出发，提取出应用中的核心算法，再进行系统建模和架构设计。现代的集成电路设计方法中，进行软硬件划分是至关重要的。在可重构系统中进行软硬件划分关系着整个系统的性能。根据上一步中的算法，确定算法中需要软件实现的部分和需要硬件实现的部分，要充分的分析和调研，因为这一步决定着硬件电路的实现复杂度和最终芯片的性能。软硬件接口是软件和硬件之间交互的一个通道，硬件的结构比较固定，资源有限，需要软件协助进行任务的控制，软件的行为能被硬件理解并被执行时软硬件接口设计的重点。最后，系统的验证和测试是保证整个可重构系统能正确工作的手段，是系统设计中不可或缺的步骤。

图3‑1所示的电路设计流程在通用计算领域已经是成熟，尤其是面向CPU的高级编译技术，实现了整个设计过程的自动化，但是可重构计算的设计自动化研究起步比较晚，针对可重构计算的编译技术仍处于起步阶段。所以本论文的着重点是在进行阵列的架构设计，通过手动进行软硬件任务的划分，分析算法，手动的进行配置文件生成，将配置文件导入到硬件仿真器中进行模拟测试，查看结果并优化设计。

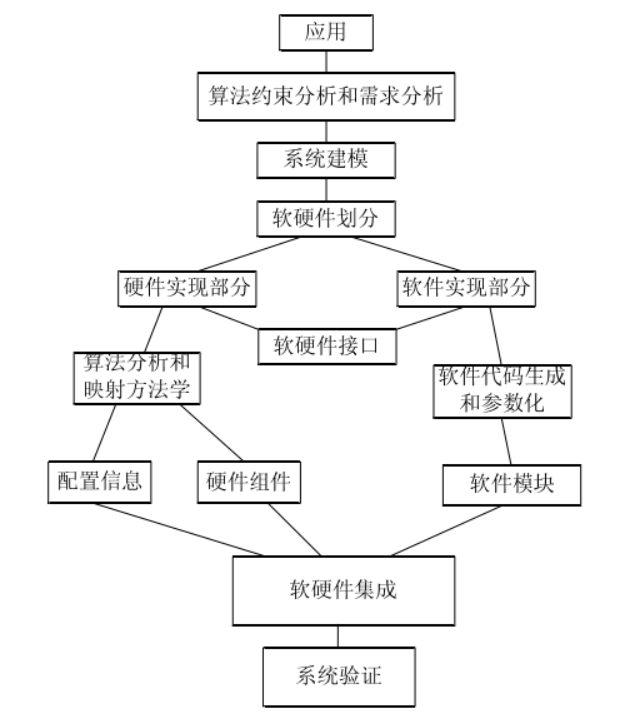


图3‑1可重构系统的设计流程图

Fig. 3‑1 Design flow chart of reconfigurable system

### 模块整体介绍

整个可重构阵列结构的设计是分模块的，如图3‑2所示，阵列的中间部分是粗粒度处理单元阵列CPE，左右两侧分布的是细粒度处理单元阵列FPE，阵列上、下分别是Load和Store单元，再加上任务控制器、配置控制器、全局存储器和本地存储器，构成一个完整的阵列结构。阵列中形成了两条流通路，分别是配置流通路和数据流通路，配置流是在一个任务开始前被写入到阵列中各个处理单元，进行阵列的配置和重构。数据流是流动在阵列可重构单元之间的原始数据，携带计算信息。

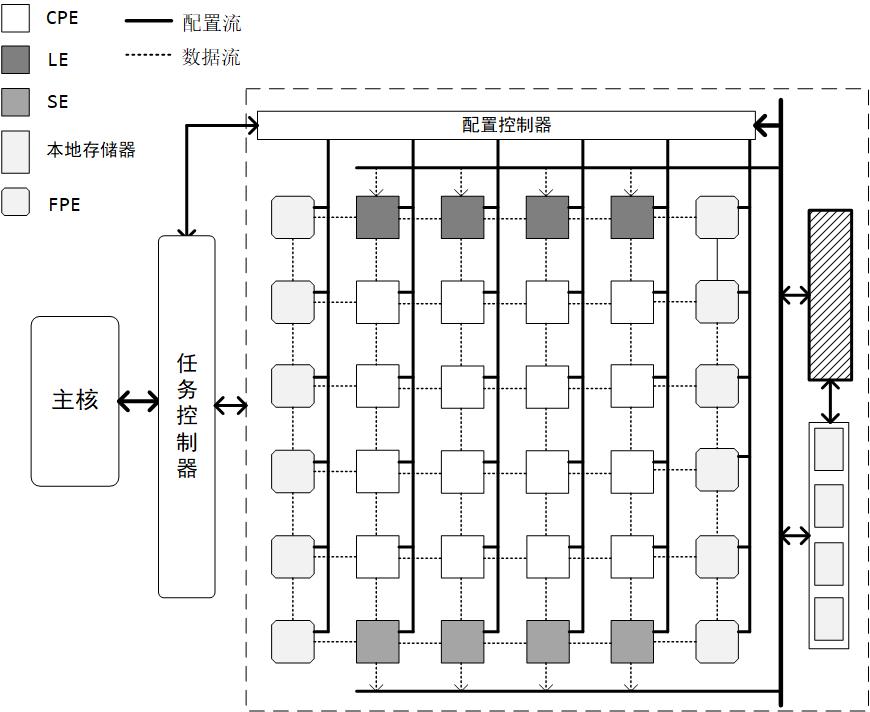


图3‑2混合粒度阵列架构整体图

Fig. 3‑2 The overview of HGRA

整个阵列的执行过程是这样的：当主核处理器执行到加速代码段时，主动生成跳转指令，将其发送给可重构阵列中的任务控制器，任务控制器解码指令后，发送控制信号给配置控制器，配置器把该任务的所有配置从全局的存储器中取出，按照处理单元ID分别存储到处理单元的配置寄存器中，各个计算单元的配置工作完成；同时，任务控制器不断检测配置信息完成情况，一旦检测到有配置信息配置完成，即发送执行信号给整个阵列，启动信号注入成功，相应配置包被激活，各个处理单元的功能和互连关系被确定,每个计算单元独立计算，基于数据流驱动的原则，FPE实现对循环的控制，CPE实现循环体的计算，LE/SE实现对数据的load和store操作，当循环结束的时候，阵列发送结束信号给任务控制器，任务控制器进行状态的切换和跳转，接着激活下一套配置包，直到所有的配置包信息都被执行完毕之后，任务控制器反馈任务结束信号给主核，并将任务运行结果搬运到主核处理器能读取到的存储空间中去，主核处理器接收到整个任务执行完成信号读取数据并进行后续计算，阵列进入空闲状态，整个任务执行完成。

从以上的整体结构框图中可以看出，本论文研究的可重构阵列主要是由粗粒度阵列和细粒度阵列组成，粗粒度阵列处于整个阵列的中间，数量较多，主要是执行以字级操作为主的粗粒度计算；而阵列的外部是细粒度的阵列片，主要是由细粒度的处理单元组成，数量较少，主要是对粗粒度的执行进行必要的控制操作，比如分支跳转操作等。粗粒度阵列和细粒度阵列相结合，具有较大的优势，以往的情况中，在处理稍微有些控制代码的算法时，需要主核处理器进行控制，将任务划分成各个执行块，阵列执行时要频繁和主核进行数据交互，但是混合粒度的阵列可以解决这个问题，在任务开始是，主核只要将任务执行需要的一些启动信号、参数和配置信息的存储地址传递给混合粒度的阵列后，就可以执行自己的代码而不需要再参与到阵列计算中去，不仅减少了两者相互交互的时间，同时不用频繁占用总线资源，为主核执行其他任务创造了条件。

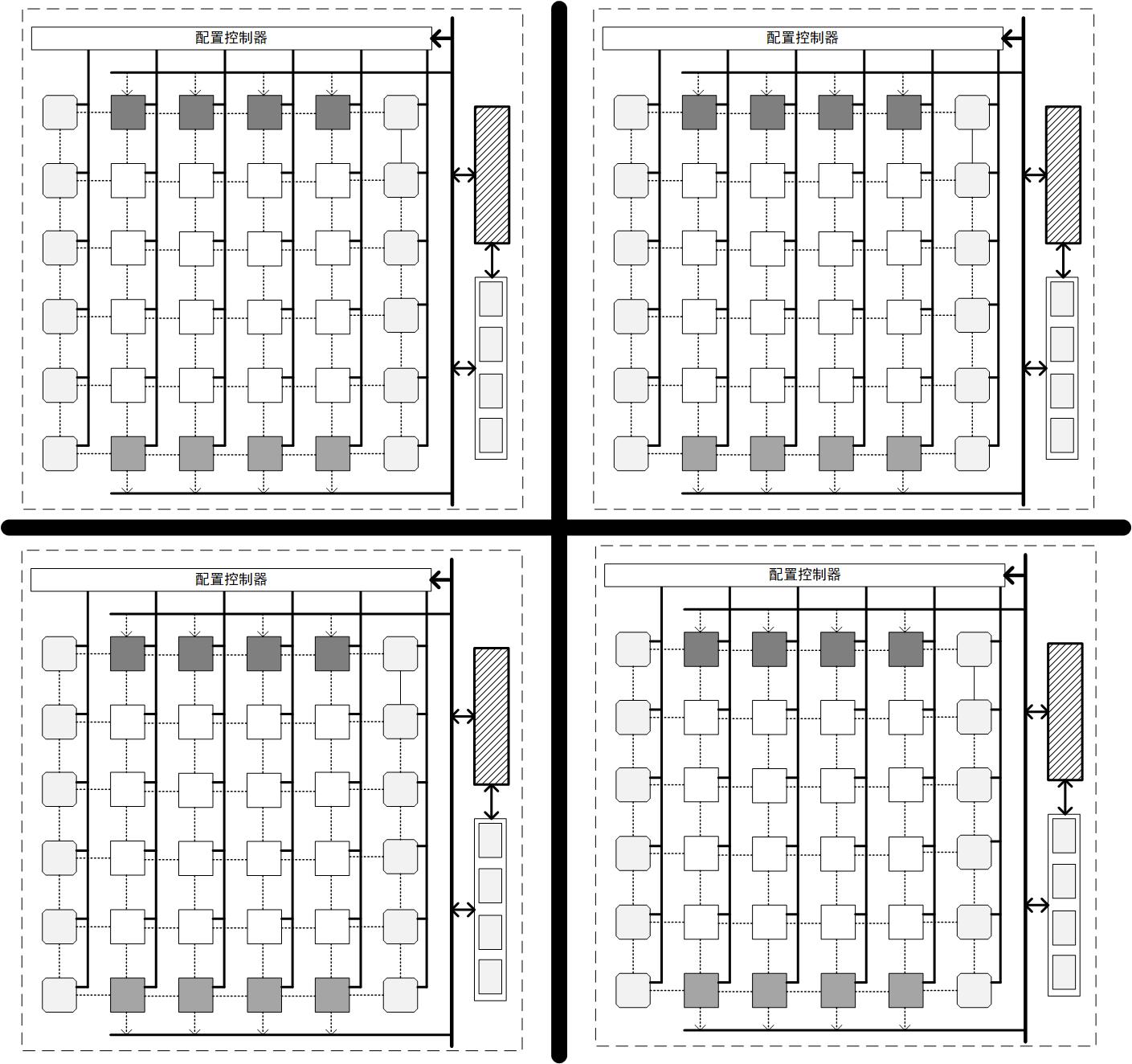


图3‑3可重构阵列系统图

Fig. 3‑3 System chart of reconfigurable array

图3‑2所示的是一块阵列的简图，图所示是本论文研究的整个系统示意图，其是由四个簇构成，每个簇内有8×8的粗粒度处理单元组成粗粒度阵列，7×2的细粒度处理单元组成的细粒度阵列，各个簇之间通过共享存储器进行数据交互。

## 粗粒度处理单元结构设计

粗粒度处理单元(CPE)是计算的实际载体，对CPE的结构设计关系着整个结构的性能。本文中讨论的粗粒度处理单元的数据通路是以32位为基的，主要是进行字级操作。

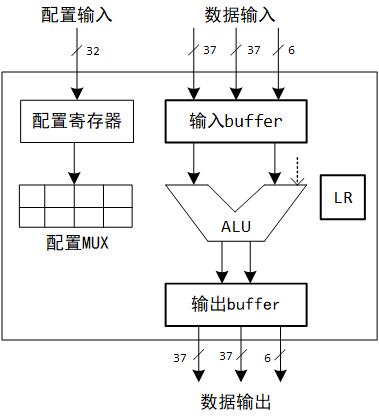


图3‑4粗粒度处理单元内部结构简图

Fig. 3‑4 Inside view of coarse-grained processing element

如图29所示，粗粒度处理单元的端口构成是两个37bit的输入端口，一个6bit的输入端口，两个37bit的输出端口，一个6bit的输出端口和一个32bit的配置输入端口，其中37bit和6bit的端口位宽安排如图 30，其中v表示有效标志位(valid)，占据1bit，表示某一个数据再阵列流动中是否有效；t表示数据标志位(tag)，占据4bit，表示输入到阵列处理单元中的某一个数据的批次，本论文研究的可重构阵列支持动态的数据流驱动，在两个计算节点之间可以有多个批次的数据存在，为了区分不同批次的数据需要为每一个进入处理单元的数据打上一个标签，用来区分不同的数据。D表示粗粒度真实数据,占据32bit,是进入到阵列中参与计算的原始数据；b表是细粒度真实数据，占据1bit，参与阵列计算的数据，也可以作为阵列的激活计算信号。

粗粒度处理单元的内部是由输入输出buffer、可配置功能的ALU、本地寄存器LR(local reg)、配置寄存器和可配置MUX构成。

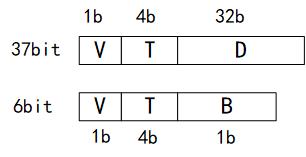


图3‑5输入输出端口数据线位宽编码

Fig. 3‑5 Coding scheme of input and output data

### 输入输出buffer

可重构计算是属于空间计算的概念，在空间计算中数据分布式的被传输到具体的计算单元上，这正是空间计算在计算并行性上的优势，在进一步提高可重构系统的计算效率时，数据的输入和输出就成了制约系统计算效率提高的瓶颈。此外，本文研究的可重构阵列系统使用动态的数据流驱动技术，在每一个计算单元之间可以存储多组数据以保证计算单元只要处于空闲状态就可以开始时新的计算，提高并行性。

输入buffer是一个存储的实体，处于处理单元的入口处。本论文中研究的输入buffer的数据结构是一个表结构，该表结构接受三个输入三个输出。其内部是按照行进行组织的，如图3‑6所示，图中每一行是一个存储体，每一行都接受有三个输入，分别为tag+valid1+data1、tag+valid2+data2和tag+valid3+data3，这三个输入时独立的，在某一时刻只要数据携带的有效标志位有效并且在表中有空位就可以将该数据存入表中，在数据被存入到表中相应的空位后，出发表的匹配逻辑，匹配逻辑是这样的：首先检查表的输入配置情况，根据输入情况分别取检查相应存储单元上的有效标志位是否有效，有效是表明该数据输入成功，否则表示该位置上还没有数据输入。当一行上输入的数据都有效后，将存储单元lineOK信号为置位1，并将该行的行号压入队列，该队列维护数据行准备就绪的顺序，在表出数时需要用到。

输入buffer是CPE中的关键部件，它能够实现对输入数据的缓存并且对其进行匹配输出。当输入的两个数据带有相同的tag标记时，被认为是相同批次的数据，可以发射进入ALU运算单元，再结合ALU中的配置码实现对该数据对的操作,完成配置中规定的操作。输入buffer可以提供存储空间，使其成为未匹配数据的中转站，基于此，该结构支持循环迭代多发射功能，多层循环间的数据被分布式的存储在各个不同的CPE的输入buffer中，tag匹配机制保证了不同循环层数之间的数据不会冲突，有力支撑了循环动态展开

输入buffer中的表结构中每一行的大小是73bit，行的深度是可配置的，本论文中设置成4，即输入buffer的存储实体部分的大小是4×73bits.Buffer出数的时候一次最大的出数位数是73bit。

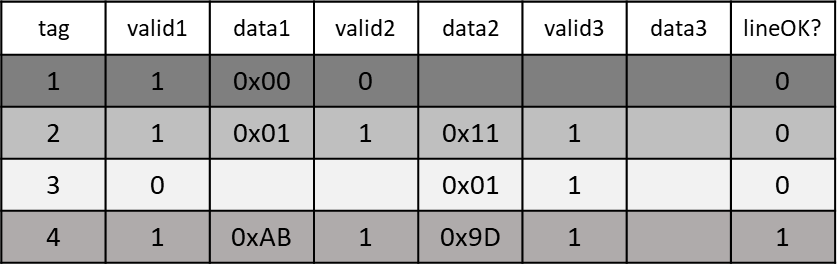


图3‑6 PE内部输入buffer组织图

Fig. 3‑6 The orgnization of processing element buffer

本论文为处理单元PE设置了输出buffer，其主要目的是实现在处理单元内部进行数据的存储，处理单元内部丰富的存储资源保证了动态数据流在阵列之间流动，使得进行循环级并行提供了条件。输出buffer是标准的FIFO(first in first out)结构,如所示，valid+tag+data的组合构成了FIFO的一个存储单元，FIFO的深度也是可以配置的，本论文配置成深度为4的输出buffer，由于CPE结构具有两个粗粒度的输出端口，输出buffer的个数为2。两个输出buffer的存储大小为2×37×4bits。

### 可配置ALU单元

ALU单元是实现可配置计算的主要部件，通过将实现不同功能的配置码配置到ALU单元中，激活计算时ALU接受数据根据配置码指定的功能完成计算，将结果输出到相应的输出buffer上。如图3‑4所示，ALU接受3个输入，其中两个是常规输入，均为32比特。另一个是隐藏输入，主要是为一些特殊计算准备的，通过特殊的配置字可以调用ALU的第三个输入端口，一般情况下该输入端口是对用户透明的，不可见的。

表3‑1 ALU算子汇总表

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 算子 | 实例 | 算子 | 实例 |
| opcode | alu\_out(alu\_out\_b) | opcode | alu\_out(alu\_out\_b) |
| enable | // | left shift | in1<<in2 |
| signed add | in1+in2 | right shift | in1>>in2 |
| signed mul | in1\*in2 | and | in1&in2 |
| signed sub | in1-in2. | or | in1 | in2 |
| unsigned add | in1+in2 | xor | (!in1&in2)||(in1&!in2) |
| unsigned mul | in1\*in2 | +1 | in1+1 |
| unsigned sub | in1-in2. | not | !in1 |
| compare | in1 < in2 ? 1 : 0 | come | in1 == in2 ? 1 : 0 |
| MAC | in1\*in2+local\_reg | MUX | in3 == 1:in1?in2 |

ALU是由很多该阵列结构支持的算子组合而成，如表3‑1所示是混合粒度可重构阵列支持的算子列表，通过4比特的opcode来配置选择相应的算子并在ALU中激活，在通过其他互连的配置字实现阵列的可配置计算。

### 本地寄存器

LR(local reg)是CPE中的另一个重要部件，既可以作为常量寄存器，还可以作为通用寄存器。LR输入输出端口的可配置功能，使得该寄存器可以灵活使用，方便快捷的构建CPE内部的数据通路。当ALU的输出连接到LR的输入，LR的输出连接到ALU时，就可以实现累加等操作。

本地寄存器的设计灵感来自于通用处理器中的一些专用寄存器，在处理阵列中设置一个本地寄存器，可以实现很多灵活的功能。例如在一些软件语言中，有局部变量的概念，局部变量是在程序的代码块中定义的，在程序代码块运行结束之后该变量对应的存储空间被释放。而本地寄存器可以实现局部变量的某些功能，在任务开始之前通过配置文件将一些运行代码所必须要的参数提前导入到PE中的本地寄存器中，这种操作类似于实现了局部变量的赋值操作，通过这种提前赋值的操作，可以大大减少每一个处理单元的激活时间，加快计算。

另一方面，前面介绍到ALU被设计成三个输入端口，第三个输入端口就是为了实现那些需要三个操作数的操作，比如乘累加操作，其中的第三个输入来源就是本地寄存器。ALU的某个输入来源于本地寄存器，ALU的运算结果存储到本地寄存器，通过这种设置实现了乘累加的操作。

本地寄存器的作用有很多，比如，循环程序中每一层的循环都有自己的作用域，如图3‑7是三层循环作用域的层次结构，最外层循环是作用域1，最内层循环是作用域3.现假设在作用域1中有一个变量a需要在程序的运行过程中被作用域3中的代码使用，很明显变量a要在作用域3作用期间一直要有效并且要保持值得稳定。通用处理器在处理这类情况时，变量a可以存储在存储器中的任何一个地方只要编译器能告诉通用处理器其地址是多少就可以，但是在以数据流为驱动的可重构计算平台上，需要通过这样的一个节点将变量a存储在处理单元的本地寄存器上，作用域3中的代码需要变量a的时候，通过产生激活信号激励该处理单元输出变量a的值，知道该变量的值被下一个值覆盖。以上就是本地寄存器的另一个作用。

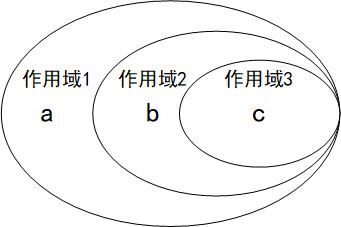


图3‑7循环代码变量作用域示意图

Fig. 3‑7 Scope of variable in a code

### 本地配置器

处理单元内部配置器的功能主要有两个方面，首先将ALU的操作码配置到ALU内部实现PE功能的可配置，其次将PE内部的各个部件通过互连配置字进行配置，实现数据通路的可配置。配置器主要是由配置寄存器和配置MUX组成，将配置寄存器进行分段，每一段的存储值作为配置MUX的选择信号，进行通路的选择，配置MUX全部激活完成之后，处理单元内部的数据通路被形成，所要执行的操作也被确定，整个配置过程结束。

配置寄存器的深度可以达到4层，每一个配置寄存器需要存储20比特的配置信息，整个配置寄存器堆可以同时存储4x20bit的配置信息，也就是说可以同时将4套配置包信息分布式的存储到各个处理单元中去，节约配置存取的时间。任务控制器激活某一配置包，配置信息会体现在CPE内部的配置MUX上，通过MUX的选通功能，CPE内部的数据通路被建立起来，当所需数据准备好之后，便可以激活相应功能的计算.

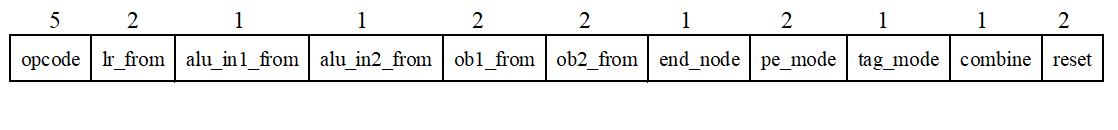


图3‑8 PE内部配置寄存器编码格式

Fig. 3‑8 Coding scheme of config register

如图3‑8所示是20bit配置寄存器的编码格式，方框上面的数字表示该配置字需要的比特数，其中每一个配置字所表示功能的详细介绍参见表3‑2

表3‑2 PE内部配置字功能详解

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| **配置字** | **含义** | **配置字** | **含义** |
| opcode | Alu实现功能配置字 | end\_node | 处理单元是否是流图结束节点配置字 |
| lr\_from | 本地寄存器来源配置 | pe\_mode | 处理单元执行模式配置 |
| alu\_in1\_from | Alu输入端口1来源 | tag\_mode | 处理单元是否是动态数据流模式 |
| alu\_in2\_from | Alu输入端口2来源 | combine | 处理单元是否是组合逻辑配置字 |
| ob1\_from | 输出buffer1来源配置 | reset | 置位信号配置字 |
| ob2\_from | 输出buffer2来源配置 |  |  |

### 粗粒度处理单元数据通路设计

混合粒度可重构阵列的可重构特性体现在三个方面，处理单元外部的互连关系可以配置；处理单元内部的数据通路可以配置；处理单元实现的功能可以配置，以上三种不同层面的可配置特性保证了该阵列配置的灵活性。

如图3‑9所示，从整体上看，CPE内部可以分成三个级别，第一级别是输入buffer，第二级别是ALU运算单元，第三级别是输出buffer，所以内部的数据是按照这种级别在流动，首先，从输入端口Din1/Din2/Bin进入到输入buffer中，其次输入buffer匹配完成之后，将匹配后的数据输入，数据进入到ALU运算单元中进行运算，最后运算的数据从ALU输出，存储到输出buffer，输出buffer在配置信息的作用下将数据输出到相应的另一个CPE中去，数据完成从一个处理单元到另一个处理单元的传输。

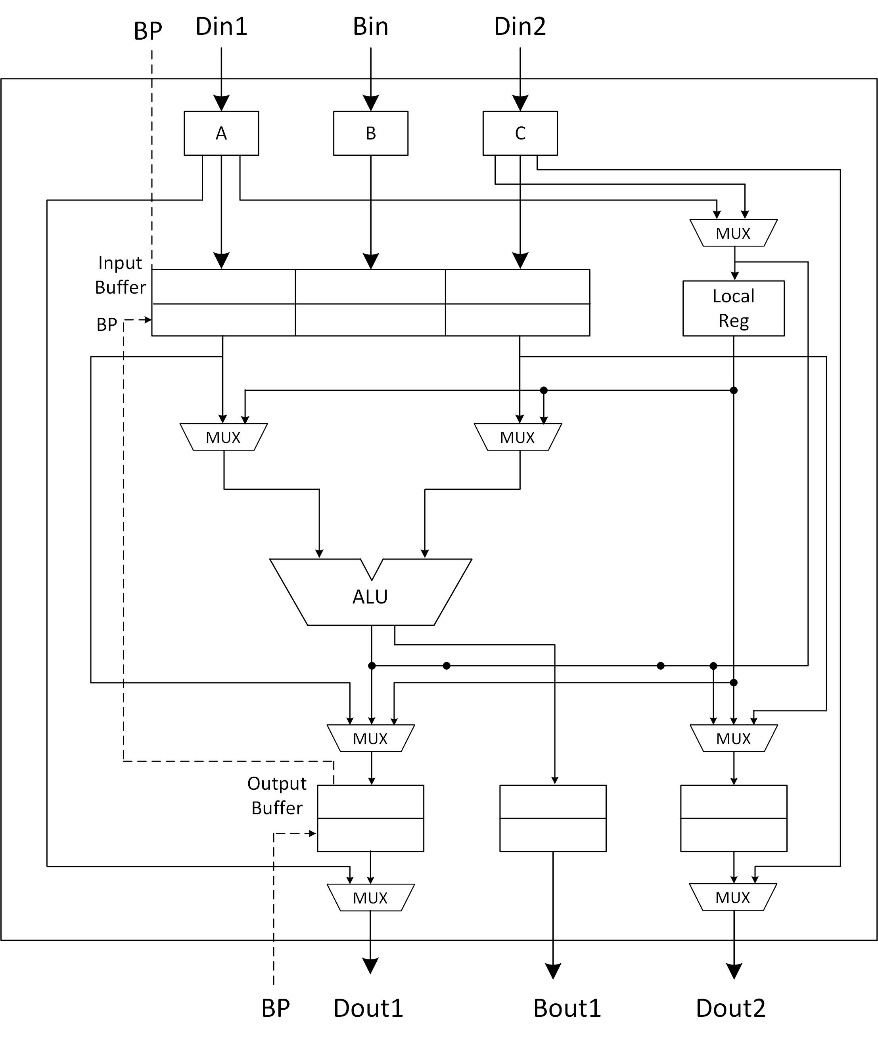


图3‑9 CPE内部数据通路图

Fig. 3‑9 Datapath of coarse-grained processing element

图中A,B,C是MUX选择器，根据配置的不同将输入的数据选择不同的输出端口进行输出，以达到对数据通路的配置目的。图中其他的MUX是本地配置器的组成部分，通过读取配置寄存器相应位段的内容，根据位段中存储的内容进行MUX的选择操作，最终实现CPE内部数据通路的构造。

图34是粗粒度处理单元内部数据通路的整体展示，而在实际的运行过程中只有某些数据通路是有效的，是和处理单元的计算模式密不可分的，下面介绍一下处理单元在不同计算模式下内部的数据通路。

（1） 计算模式

计算模式是可重构阵列执行任务中出现频率最多的一种模式，是指数据从输入端口进入到数输入buffer中去，再从输入buffer输出到alu参与计算，最后alu将计算结果存到输出buffer中去，完成计算。如图附录1-1显示的是计算模式下CPE内部的数据通路，加粗部分表示该模式下的数据流。

（2） 中转模式

中转模式是为了解决在数据流驱动情况下，原始代码中一些变量作用域和作用时间不同而设置的一种计算模式，如图3‑10所示，左图中变量j要在内存循环有效期间一直有效，其生存周期要比变量j的生存周期长；右图中变量temp在循环期间一直被改变，其生命周期要比变量sum短，针对这种变量之间生存周期不一致的问题，需要一个节点延长变量的生存周期，保证数据流在阵列之间不会发生错误。中转模式正式为了解决这个问题而设置的计算模式，通过粗粒度处理单元来实现。如图附录1-2所示，显示的是中转模式下CPE内部的数据通路。

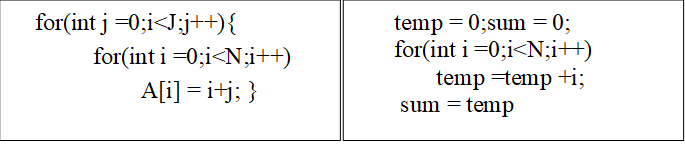


图3‑10变量作用域和生存周期示例

Fig. 3‑10 Examples of variable nature

（3） 旁路模式

旁路模式是为了阵列在布局布线时提供的一种解决方案，阵列的布局和布线关系到互连网路的复杂程度，也关系到阵列计算效率，增加旁路模式使得处理单元内部的模块处于闲置的状态，数据从输入端口进入直接传输到输出端口，从布线角度看来，数据流过处理单元和数据流过一条有电阻的导线没有区别，附录1-3显示了处于旁路模式下CPE内部的数据通路。

## 细粒度处理单元结构设计

针对计算密集或数据密集类算法，其代码的主要内容是实现计算，没有太多的循环控制和分支跳转，粗粒度阵列对这种类型的算法有很好的支持，但是对于控制密集型的算法粗粒度阵列结构不能完美的支持。正是由于这种限制我们提出了基于细粒度阵列实现代码控制流图（CFG），粗粒度阵列实现代码数据流图(DFG)的思想，提出让细粒度节点作为代码中循环控制和分支跳转等功能的实现载体，让粗粒度节点专注于计算。



图3‑11分支跳转代码及数据控制流图实例

Fig. 3‑11 Branches and data-control flow graph

如图3‑11 (a)所示,是一段循环结构的C语言代码，图3‑11(b)是这段代码展开一层循环的CDFG图，从(b)图可知，循环是从a节点开始的，也中止于a节点，a节点的功能就是每次有一个结束信号输入的同时就产生一个输出激活信号，由于这些信号属于控制信号，参与运算的位宽不超过两位，适合于使用细粒度的处理单元进行处理。通过细粒度节点a可以实现循环步进和循环边界的控制.图中b节点是一个选择通路的节点，对应于代码中就是if-else结构，也是一种细粒度功能的节点。

### 单元内部构成

细粒度处理单元是进行任务控制的主要成员，文中研究的细粒度的处理单元是由4个细粒度的输入端口和一个细粒度的输出端口组成，如图3‑12所示，细粒度节点的输入输出的位宽是6bit,其位数编码安排参见图3‑5所示，6比特是由1比特的信号有效位、4比特的数据标记为和1比特的布尔运算位组成，输入数据经过入口控制逻辑后，进入查找表，查找表是由RAM组成，内部存储着四输入的真值表结构，通过配置字提前写入进去，当四个输入拥有不同的二进制值得时候，通过查找和选择出相应的真值表中的值输出到输出端口，从而实现查找表规定的逻辑功能。细粒度处理单元中的查找表是一块存储器，可以通过改写其存储内容实现特定的细粒度节点功能。从而实现对代码中循环控制和分支跳转的支持。

入口控制逻辑的功能是实现输入数据的缓存和匹配输出，其结构是一个表结构的存储实体，具体参见图3‑6，四个端口的输入数据通过输入端口选择输入buffer中的空位置存储数据，并激活该存储行的监察电路，当该行的四个输入全部存储了最新的数据，该行为置为就绪行，就绪行的数据可以输出到4输入的查找表结构中去，得到输出，一次细粒度的处理操作完成。和粗粒度处理单元中输入buffer不同的是，细粒度处理单元中的输入buffer是要根据数据进入单元的顺序输出4个端口的结果到查找表中进行查找操作，而粗粒度处理单元在执行这一步时并不需要维持这种顺序，粗粒度处理单元的输入buffer是一种优先的表结构，先就绪的数据行可以提前进入到ALU中进行计算。这是两者不同的地方。

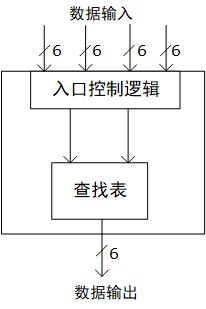


图3‑12 细粒度处理单元内部结构简图

Fig. 3‑12 inside view of fine-grained processing element

### 细粒度控制算子

细粒度处理单元的功能是可以配置的，可以通过配置其内部的查找表改变其实现的逻辑功能，其作用是实现任务代码中的控制流图部分，细粒度处理单元还可以进行计算任务中的一些逻辑操作。原理上，可以通过4输入的查找表配置出需要的逻辑功能，本文基于任务出发，分析得出如表3‑3所示的细粒度节点常见的逻辑功能，表3‑3同时显示了不同逻辑功能在阵列执行过程中的作用。

表3‑3细粒度处理单元支持的算子

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| **细粒度节**  **点算子** | **#输入/#输出** | **实现功能** | **对应C code**  **结构** |
| loop begin | 2输入/1输出 | 输出循环迭代开始信号 | 循环开始控制语句(for等) |
| loop end | 2输入/2输出 | 输出循环迭代结束信号 | 循环结束控制语句-(for等) |
| join | n输入/1输出 | 数据流路径汇总 | 代码块结束符‘}‘等 |
| switch | 1输入/2输出 | 激活分支路径 | if--else结构 |
| break | 2输入/1输出 | 激活break路径 | break结构 |
| joinbp | n输入/1输出 | bp信号的路径汇总 | 循环间依赖 |

Loopbegin算子和loopend算子是实现对循环头开始和结束的控制，如图3‑11中的节点a所示，节点a是以上两个算子的组合，对循环迭代进行控制；join算子对应的节点实现数据流图中路径的汇总，在每一条分支的数据流图路径都产生结束信号，经由join节点产生一个路径结束信号表示该数据流图的结束；switch算子对应的节点用于实现代码中的if-else结构；break算子对应节点用于实现构建带有break的代码的数据控制流图，实现代码中的break功能。Joinbp算子对应的节点用于处理这样的场景，一个输出端口扇出到多个输入端口是的bp信号一致性问题，joinbp汇总bp信号，反馈给上一个CPE的输出端口，保证了反馈机制的正确性。

### 细粒度处理单元内部数据通路设计

细粒度处理单元是通过一个四输入的查找表来实现的，从原理上看原始数据输入到查找表的四个输入端口上进行查找操作输出结果，细粒度计算过程结束。但本文研究的处理单元是和粗粒度处理单元协同工作，整个阵列工作在静态数据流和动态数据流下，进入到处理单元的数据携带有数据标号，所以细粒度处理单元数据进入单元内部是需要进行匹配操作，再输出到查找表中进行查找表操作。

如图3‑13所示，Bin1,Bin2,Bin3,Bin4是细粒度的输入，带有数据标记的输入数据存储到细粒度处理单元的输入buffer中，经过匹配操作，带有相同数据标记的输入数据从输入buffer输出，进入到查找表，选择相应的逻辑，输出到细粒度处理单元的输出端口。

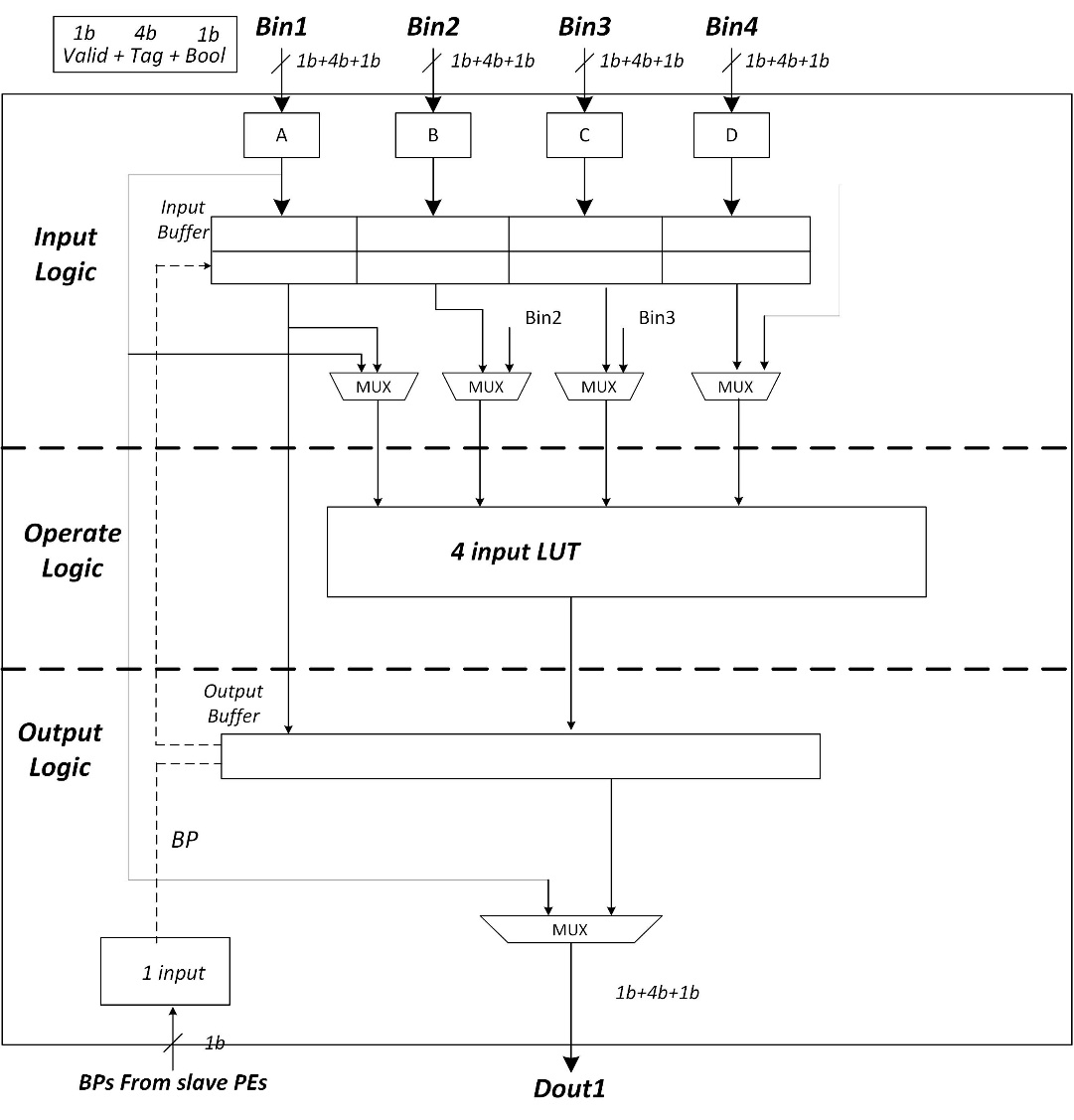


图3‑13细粒度处理单元内部数据通路

Fig. 3‑13 Datapath of fine-grained processing element

## 阵列反馈机制

### 数据流和循环间依赖

在控制流驱动的计算机中，程序代码被编译成指令序列，CPU通过调取指令来执行相应的功能，由于通用计算平台的硬件寄存器资源比较有限，指令中的数据需要存储到寄存器中去，在寄存器中存储的数据还没有被使用的情况下新的数值不能够写入到寄存器中，由于结构冲突产生依赖。

在数据流驱动的计算平台中，循环间依赖依然存在。在静态数据流驱动的计算模式中，其执行循环的机制见图3‑14所示，图中显示了5层循环在时间维度上的执行示意图，在静态数据流驱动情况下，每一层的循环执行完成之后，才会激活下一层的循环代码继续执行，在整个阵列中只存在一个批次的数据，将代码中循环间依赖在时间上铺展开来，从而消除数据依赖的影响，但是这种执行机制带来了执行效率低下的缺点。

本文使用动态数据流驱动技术，只要空间硬件资源足够，循环块可以快速发射到阵列上去进行执行，如图3‑15所示，假设某一循环代码有5层以上的循环代码需要执行，在使用动态数据流驱动技术后，第三层的循环块有可能在时间上超前循环块2被执行，如果两层循环之间不存在数据依赖关系，这种执行机制不存在问题，但是如果两层循环之间存在数据依赖关系，超前执行的循环块会导致整个阵列执行的代码发生错误，产生错误的结果。

另一方面，数据流驱动的优势在于只要处理单元产生数据，在时钟的驱动下会立即传递到下一个需要该数据的处理单元，在两个处理单元的输入弧上就会堆积多个有效数据，但是如果两个处理单元之间的输入弧上的存储空间不足，会导致有些有效数据还没有被下一个处理单元使用而是被数据重写覆盖掉，这也会导致阵列计算的出错。

为了解决以上问题，在阵列的处理单元之间和处理单元内部引入了反馈机制，从而保证数据流能有次序、有节奏的出现在各个处理单元之间的输入弧存储空间上。



图3‑14 静态数据流执行方式

Fig. 3‑14 Static data flow drive



图3‑15动态数据流执行方式

Fig. 3‑15 Dynamic data flow drive

### 多层次反馈机制

多层次的反馈机制在于保证数据流能有节奏的出现在各个处理单元的存储机构中，使得数据流能均匀的分布在整个阵列上，减少数据流驱动技术带来的数据存取冲突，加强阵列处理程序的健壮性。

首先是处理单元之间的反馈机制，如图3‑16所示，在两个处理单元PE1和PE2之间的某一对输出输入端口上分布着存储单元，但是存储单元的空间不是无限大的，所以需要通过反馈线来牵制存取数据，反馈机制中基本的原则是每一条数据输出线都有与之对应的反馈线（bp信号线），用来表示是否能将数据继续存储到下一个处理单元中。图中左图是一个输出端口直接输入到下一个PE的输入端口，是一对一的连接方式，PE2在运行期间会先检查自身的输入buffer是否能放置PE1传输过来的数据，在PE2检查期间会将这根bp信号线置成相应的值，PE1在出数的时候会先检测该信号线在决定要不要出数。

图中右侧是一个输出端口输入到多个PE的输入端口上，是一对多的连接方式。这种情况下的反馈要复杂一点，其实现的原理也是通过反馈信号线实现的，在运行期间，PE2和PE3均需要提前检测自身的输入buffer是否能放置PE1传输过来的数据，检测之后产生的信号需要通过一个细粒度处理单元(图中节点a)处理之后，传递给PE1，PE1在检测信号的值之后再决定是否将数据输出。

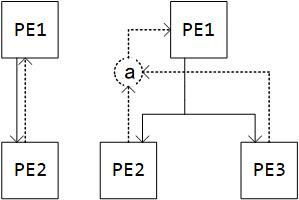


图3‑16处理单元之间的反馈图

Fig. 3‑16 Feedback between processing element

阵列中的所有处理单元都设置有这种反馈机制，从而保证了数据的均匀分布，充分利用阵列的硬件资源，保证了程序在阵列上的正确执行。

其次是处理单元内部的反馈机制，处理单元内部进行任务处理主要分两各部分，第一部分是上一个PE的输出buffer到当前PE的输入buffer，第二部分是当前PE的输出buffer经过ALU到达当前PE的输出buffer，如图3‑17所示，从输入buffer中取出数据进行ALU运算再将结果存储到输出buffer中，存在一个问题，如果输出buffer被数据占据没有存储空间，那么经由ALU运算产生的数据就会丢失，所以在ALU进行运算之前需检查输出buffer的状态，有存储空间即反馈一个信号给输入buffer控制逻辑，告知其可以出数并进行ALU运算。图中B.1,B.2,B.3分别表示三个输出buffer的反馈信号，A.1,A.2,A.3表示的是输入buffer传递给上一个PE的反馈信号，也就是处理单元之间的反馈信号。

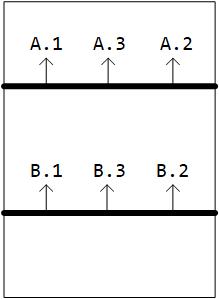


图3‑17处理单元内部的反馈示意图

Fig. 3‑17 Feedback in processing element

## 混合粒度阵列的优化技术

### 多发射循环迭代技术

在传统处理器上循环程序被编译成顺序执行的指令，新的循环迭代必须要等到上一次循环迭代结束之后才开始执行。如图3‑11(b)所示，一般的执行流程是store节点结束之后，a节点才开始激活下一次的循环迭代。这种执行方式显然不适合HGRA结构，本文提出了一种多发射循环迭代的技术，实现了循环体在阵列上流水。如图3‑18B所示，矩形表示的是每一次的循环迭代，多发射技术实现的是在循环迭代1还没有结束的时候循环开始控制节点就发射循环控制变量，激活循环块2，再激活循环块3，以此类推，按照这种方式实现了循环间的流水，最优情况下细粒度节点可以每一个时钟节拍发射一个循环控制变量，直至循环边界，大大提高了计算效率。



图3‑18不同配置方案空间消耗和时间消耗

Fig. 3‑18 Time and space lapses in different configuration scheme

### 空间展开循环迭代技术

上面介绍的多发射循环迭代技术是发掘程序中的时间可重叠性，由于HGRA结构中在某一固定时间窗口内CPE执行的功能固定，这为将更多的运算需求分配到其他闲置的计算单元上提供了可能。空间展开循环迭代技术充分挖掘了程序中的空间可并行性，如图3‑18C所示，循环迭代1,2,3在空间上展开，属于不同循环块的计算单元可自主执行计算任务，不相互干扰，性能获得较大提升。如图3‑19是两个4x4矩阵相乘的例子，使用空间展开技术，一个时钟节拍可以完成第i行与第j列所有元素的相乘，即阶段1完成的操作，通过使用4个CPE同时执行将代码中最内层的循环展开到空间阵列上，整个代码从3层循环减低到2层循环，降低了循环的维度.



图3‑19两种优化技术相结合示例

Fig. 3‑19 The combination of two optimization techniques

通常针对某一种算法，可以同时使用两种优化技术，如图3‑19所示，四个乘法的CPE是空间展开循环迭代技术的应用，该技术的应用可以降低循环层数，减少配置复杂度。同时多发射循环迭代技术的应用，使得阶段1到阶段3以流水线的方式执行计算,充分挖掘了时间可重用性.两种技术的应用为高效率计算创造了条件。

## 应用映射实例

### 矩阵乘映射到两层循环方案

矩阵运算在图像处理和科学运算中有着广泛的应用，在图形和图像处理领域中，很多算法的本质也都是进行矩阵的运算，这类算法适合于可重构计算，因为可重构计算中大量的空间计算资源可以加速处理过程，提升计算效率。

如图3‑20所示，是一段矩阵相乘的代码，其是由三层循环构成，最外层是选择A矩阵的行，第二层循环是选择B矩阵的列，第三层是选择行列找中的某一个元素，其最主要的运算是将某一行的矩阵元素和某一列的矩阵元素分别相乘最后求和得出新矩阵的一个元素。

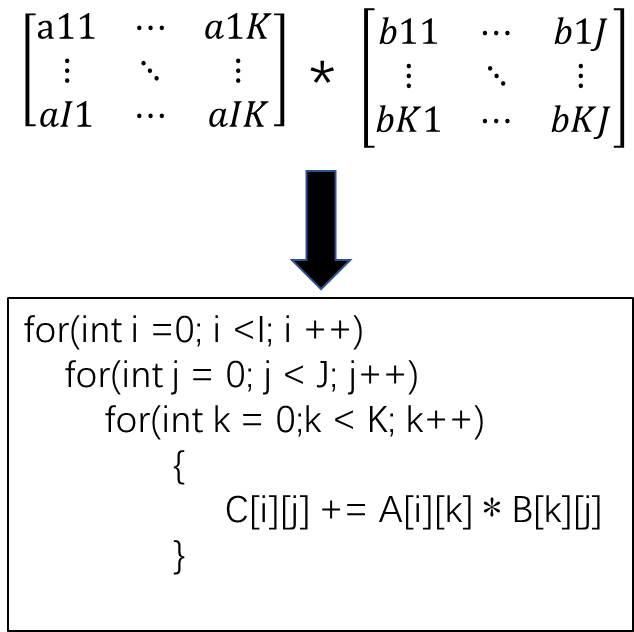


图3‑20矩阵乘代码

Fig. 3‑20 Code of matrix multiplication

如图3‑21所示是将三层循环展开到两层，将最内层循环执行的内容展开到空间上，内层的K次循环在空间上并行执行，充分利用可重构阵列中的空间源。图中体现的空间展开技术，在代码层面上可以用上另外一种可重构阵列的优化技术，循环多发射技术，即以图3‑21为处理块对第二层的循环进行动态的数据流展开，实现循环间的流水，也就是图中算乘法的CPE在计算完乘法操作输出运算结果之后，可以立即开始进行下一次循环迭代的乘法操作，在处理单元上实现了流水，充分发挥阵列的并行性。



图3‑21矩阵乘两层循环映射方案

Fig. 3‑21 Mapping scheme one of matrix multiplication

### 矩阵乘映射到一层循环方案

对于矩阵乘应用，最大并行性的实现依赖于可重构阵列中硬件资源的丰富程度，在硬件资源丰富的前提下可以实现将三层循环展开到只有一层循环。其具体做法是，以图3‑21所示的处理块为基础，将处理块进行空间展开，实现如图3‑22所示的结构，图表示的意思是，最外层循环选择矩阵A的某一行，B矩阵的每一列被展开成一个处理块，这些处理块在数据准备完成的情况下可以并行的实现计算，极大的提高可重构阵列的计算效率。

另外一种映射到一层循环的方案是脉动矩阵的方式，如图3‑23所示，计算阵列是固定的，将两个矩阵的数据流动进入计算阵列，进入到处理单元的数据再处理单元计算完成之后从处理单元的输出端口输出，再接着进入到下一个计算单元继续进行计算，这种脉动的方式降低了可重构计算中数据存取瓶颈带来的性能损失，数据流动中一份数据被多次使用，不需要重复从存储器中加载，减少了存取数据的时间，是阵列专注于计算，提升了计算效率。



图3‑22矩阵乘一层循环映射方案

Fig. 3‑22 Mapping scheme one of matrix multiplication

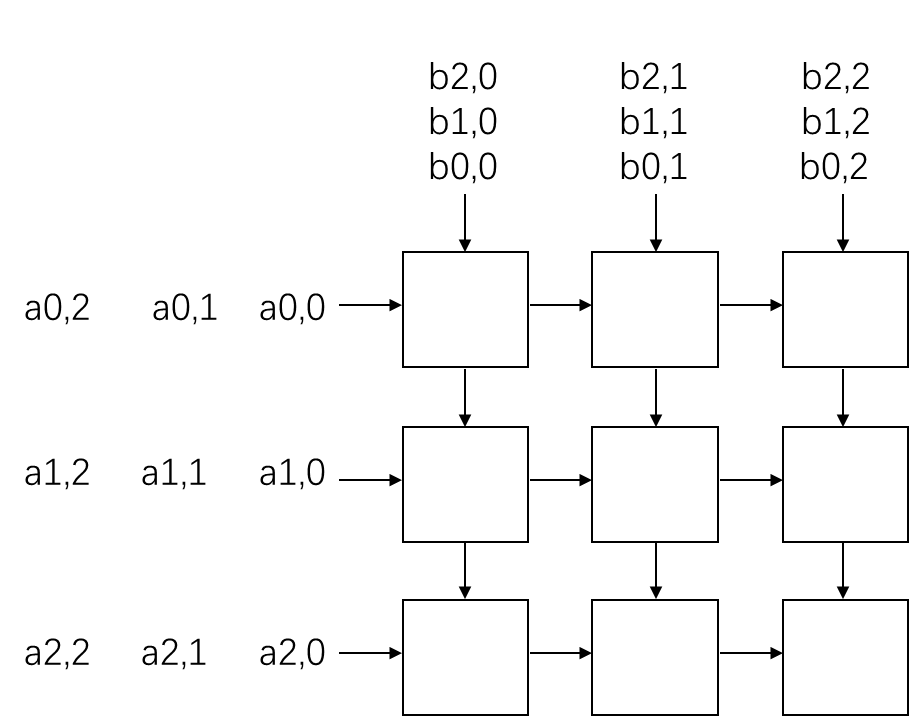


图3‑23脉动矩阵方式实现矩阵乘

Fig. 3‑23 Implement matrix multiplication by systolic array

## 本章小结

本章主要介绍了整个阵列上各个模块的设计和实现，分别介绍了粗粒度处理单元的设计和内部的数据通路、细粒度处理单元的设计和数据通路，然后介绍了阵列中处理单元之间的反馈机制和处理单元内部的反馈机制，介绍了混合粒度可重构阵列的在性能的优化技术，最后，通过矩阵乘的应用实例介绍了使用优化技术时的映射方法。

# 第四章 混合粒度可重构阵列的仿真实现

## 仿真原理概述

随着电路设计的规模越来越大，电路架构变化的频度越来越快，传统的在电路设计阶段进行整个电路的仿真验证的方法已经不能适应这种快速变化的场景，使得电路架构设计人员变得被动，不能快速调整设计方案，整个电路的研发周期因此变得很长，容错成本极高。所以在整个电路架构设计阶段有一款能快速验证架构设计人员所设计的电路架构是否满足设计要求的工具变得极为重要。一般的电路设计中，这个阶段通常是缺失的，主要依靠架构设计人员丰富的专业技能来保证。

在架构设计初期，需要确定整个电路的功能和性能，在这一阶段设计的电路是一种较高层次的行为级电路，所以比较适合对整个电路进行软件上的建模，通过软件来描述所要设计电路的具体的功能模块，通过软件的方式实现每一个模块中的功能，这就是软件仿真器需要实现的功能。

设仿真器是一套软件工具，在芯片架构设计中扮演着重要的作用。通常来讲，我们要运行一段程序在计算机系统上需要有以下几个必要条件，

操作系统----对程序任务进行划分和调度

编译器----将代码编译生成硬件电路能识别的指令

硬件电路----执行具体的指令

在以上三种条件中，缺少任何一项程序都不能被完整的运行，以上三个条件的关系如图所示，层次关系是越往下越重要。现在我们面对的情况是最底层的硬件电路是我们需要设计的，那么其他任何基于硬件电路上的工具都没有办法使用。而软件仿真器的实现原理是通过将需要设计的电路的软件模型构建出来，运行在通用的处理器平台上，如图，通过已经存在的一套环境来构造一套软件工具，软件仿真器试运行在确定的操作系统之上，但是这是对所要设计电路的一种抽象，运行在通用平台的软件仿真器从外部来看就是需要设计的硬件电路的模拟。



图4‑1程序运行在硬件平台上

Fig. 4‑1 Programs run on hardware platform



图4‑2程序运行在仿真器平台上

Fig. 4‑2 Programs run on simulation platform

## 仿真器框架

本论文所设计的混合粒度可重构阵列仿真器是基于X86平台，Windows10系统下，基于visual studio开发。如图4‑3所示，仿真器需要描述出阵列上的处理单元、执行控制器、任务调度控制器、主核接口和存储器系统等模块部分。仿真器本身提供的是一个框架，会根据读进来的原始配置文件和原始输入数据重构模拟的电路结构。整个仿真系统分成以下几个部分：

组件系统：该部分主要是由静态的模块组成，通过软件代码描述硬件底层的各个组件，将其作为一种使用的实体存在。这些模块是独立的，静态的，是一个仿真系统必不可少的部分。

数据流控制系统：这部分是在读入配置信息后，模拟硬件行为，将配置信息分别存储到每一个可重构单元的配置寄存器中去，再通过配置寄存器配置处理单元内部的配置MUX，使其形成配置信息指定的电路，形成配置电路后仿真器从原始输入读取数据，数据流开始进入到阵列，控制系统的职责就是要在此时对数据流的流动进行协调和控制，控制的规则就是架构设计时预定的规则，包括处理单元外部数据流动规则和处理单元内部数据流动的规则。有了这些规则的保证和控制系统对这些规则的执行，使得仿真系统能能真实的模拟出这些规则是否是正确的。

任务控制系统：在可重构阵列和通用CPU组成的异构计算平台中，任务的划分和调度至关重要，而任务控制系统在这里面扮演者重要的作用，控制系统需要在主核协调下，对需要加速任务进行划分，同时协调任务段需要被执行的硬件资源地址，对整个计算阵列进行监控，在某一硬件执行资源执行完毕之后要对阵列资源进行回收和初始化，同时将新的任务段安排到该执行块上去。所以，任务控制系统是进行任务级调度的枢纽，关系着任务执行的效率。

存储系统：任何一种计算平台的存储系统都是复杂的，在前面介绍过可重构阵列系统的存储系统是分层次的。由于可重构阵列是和主核处理器组成一个多核系统，在进行仿真器设计的时候需要实现多层次的存储系统，包括为仿真器提供原始数据的外部存储器、一定容量和速度的内存以及cache缓存。这些组件作为外挂模块连接在仿真器上，在整个仿真器运行期间提供访存支持。

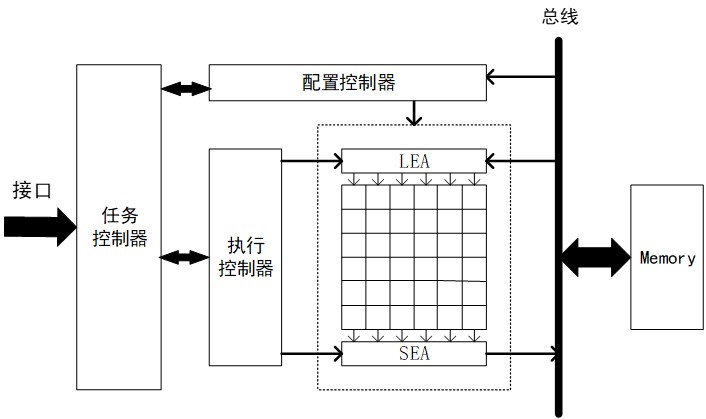


图4‑3仿真器实现的模块框架

Fig. 4‑3 The module framework of simulation

## 仿真器实现

### 模块实现

仿真器设计采用层次化和模块化的设计，通过对混合粒度可重构阵列进行行为级的建模，使用软件语言实现了阵列系统。如图4‑4所示，是阵列仿真器描述阵列系统的过程。仿真器设计层次化体现在一下三个层次，分别为模块层、互连层/配置层、驱动层，设计采用自底向上的设计方法。分别包含处理单元模块(CPE/FPE/LE/SE)、处理单元阵列模块、控制系统模块等静态模块设计，互连层/配置层要实现配置信息的解析、配置信息传输到每一个处理单元以及配置信息固化到处理单元中的每一个MUX选择端等功能和模块，驱动层要实现软件仿真器模拟硬件行为的时钟驱动以及对整个系统的时钟周期的建模。设计中每一个层次的每一个模块需要进行验证，最后将模块进行整合形成阵列系统的行为仿真器。



图4‑4阵列仿真器系统设计流程

Fig. 4‑4 Design flow of simulaton system

模块层主要是实现一些静态模块，以确保模块功能的正确性；配置层/互连层主要是以配置信息为对象，实现配置信息从软件配置字到硬件配置字的解析，以及要保证模块层中各个模块对硬件配置字能完美的识别，要实现在任务执行的时候讲配置信息从本地存储器中存储到阵列中的每一个处理单元中并固化到配置MUX中去。驱动层解决的整个阵列执行的时钟驱动问题，如图所示，在PE内部数据经过处理单元分为两个部分，步骤1（S1）和步骤2（S2），S1表示数据从上一个PE的输出buffer到当前PE的输入buffer的过程，S2表示的数据进入ALU运算并将结果存储到当前PE的输出buffer的过程。仿真器中模拟的时钟周期是每一个时钟周期翻转是，步骤2和步骤1都进行数据的读取操作，进行数据的锁存。但是数据是否被锁存进入到某一个步骤还是要检查反馈信号的值来确定。反馈机制保证了数据锁存不会发生错误。从图4‑5可以看出，执行简单的ALU操作时，一个处理单元消耗两个时钟周期。

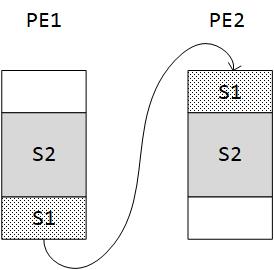


图4‑5 PE时钟划分图

Fig. 4‑5 Diagram of clcok division in processing element

### 系统级仿真平台实现

根据图4‑4所示，在阵列系统设计完成之后，将主核系统、存储系统整合在一起，形成一个完整的仿真测试平台，在这个系统中可重构阵列是用软件构建的仿真器平台，主核系统是基于RSIC-V开发的控制平台，存储系统采用的是马里兰大学开发的周期精准的DRAMsim仿真期器，构建的整体系统能够在主核指令的控制下自主的完成仿真任务。

如图4‑6所示，整个系统中我们模拟了在主核的控制下，DMA将阵列需要的原始数据和配置信息从主核的存储器中搬到阵列本地的存储器上，接着主核发送任务控制指令，阵列读取到指令之后开始从本地的存储器中取出配置信息配置到处理单元中，接着被配置的处理单元开始按照固化的电路读取数据，阵列开始执行任务，最终将运算结果存回到主核处理器对应的存储器中，整个任务执行结束。

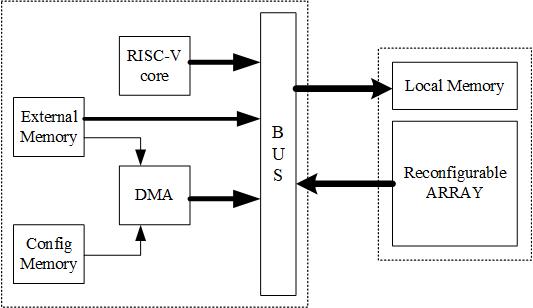


图4‑6系统验证平台

Fig. 4‑6 System verification platform

## 仿真流程

### 算法映射

通过将算法的具体代码映射成配置信息和阵列中处理单元需要的参数信息，算法的具体内容被分布式的同步到阵列上的处理单元中，算法映射到阵列上执行的主要步骤如下：

（1）分析算法和代码改写，在算法映射之前对算法解决的问题和内容进行了解，编写算法实现的具体代码，并优化代码，减少冗余，使代码能够更高效的在阵列上处理。

（2）从算法代码中提取数据控制流图（CDFG），程序代码主要是由数据流和控制流组成的，将代码分成数据流图和控制流图两部分，为将代码分别映射到粗粒度处理单元和细粒度处理单元上做好准备。

（3）将数据控制流图和阵列空间结构相结合，在阵列上构建数据流图和空间流图，编写配置信息文件和参数文件。如图所示，是矩阵相乘进行配置形成的配置信息文件截图，配置信息中每一行表示被配置的一个处理单元，配置信息文件中的行数就是当前算法需要的处理单元个数。

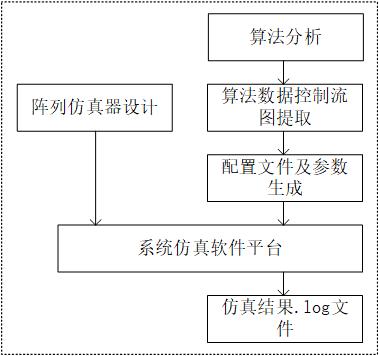


图4‑7算法映射及验证流程

Fig. 4‑7 Algorithm mapping and validation process

### 阵列运行

在算法映射阶段主要产生了配置信息文件和参数信息文件，这是阵列能正确执行算法给定内容的必需信息，生成的这两个信息文件主要存储在阵列的全局存储器上，主核控制存储地址。仿真器模拟阵列执行任务主要分为以下几个步骤：

1. 读取配置信息和参数信息，仿真器中的任务控制器在任务开始时按照主核给定的配置信息和参数信息存储的地址，读取相应的信息并通过配置路径存储到处理单元的配置寄存器中去；
2. 阵列自主运行阶段：整个可重构阵列根据配置信息指定的功能和连接关系执行相应的动作并将数据传输到指定的处理单元中去，在阵列运行结束时数据会被存储到本地存储器或全局存储器，阵列处于闲置状态；
3. 任务控制器进行任务切换：任务控制器时刻监控配置信息在阵列上的执行情况，在一套配置信息执行结束阵列处于闲置状态后，切换并激活下一套的配置继续进行任务的执行。

## 本章小结

本节讨论了基于混合粒度可重构阵列的仿真器的实现，介绍了仿真器包含的模块以及每一个模块的实现，同时介绍了仿真器搭建的验证平台，最后介绍了从应用到仿真结果的仿真的具体流程。

# 第五章 实验与分析

## 常见算法映射

### 矩阵乘运算

矩阵乘运算在图像处理和计算机视觉领域的算法中被广泛使用，对矩阵乘运算核心的计算性能优化可以使得很多算法获得性能的提升。

如图3‑20所示，矩阵乘核心代码是由三层循环构成，第一层循环实现对A矩阵行的遍历，第二层循环实现对B矩阵列的遍历，第三层循环实现对所取得的行数据和列数据元素进行遍历。将矩阵乘代码的第三层全部展开到空间，鉴于硬件空间资源的限制，将第二层循环部分展开到空间上，第一层循环和第二层的部分循环实现流水，通过利用空间计算的特性和循环流水的特性，极大提高了矩阵乘运算的计算效率。

### sobel边缘检测算法

Sobel算法也称为Sobel滤波，是一种在图像处理和计算机视觉领域上得到广泛应用的图像边缘检测算法，其是由两个3×3的矩阵组成的卷积核，将卷积核在图像上进行平面卷积操作，从而实现图像边缘的检测。

下面以sobel边缘检测算法为例，介绍算法映射配置的过程，附录1-4所示的是算法实现的一种代码，通过分析发现代码包含4层循环，最外面两层是对图像像素进行遍历，最内两层是对卷积核进行遍历，将最内两层循环展开到空间上进行计算，最外两层上实现循环流水，实现计算的最大并行性。

图5‑1图5‑2所示分别是从sobel算法中抽取的数据流图和控制流图，图5‑1中最上面三行的处理单元进行乘法操作，下面三行进行加法操作，每一行的所有操作结束之后可以进行下一批次的数据操作，实现流水。图5‑2中实现的是循环头的流图，实现循环步进控制和边界控制。将图中的节点一一映射到阵列的处理单元上就是实现了整个任务的映射，将每一个单元的功能信息和互连信息编写下来，即实现了配置文件的生成，如图5‑3所示是配置信息文件的部分示例。

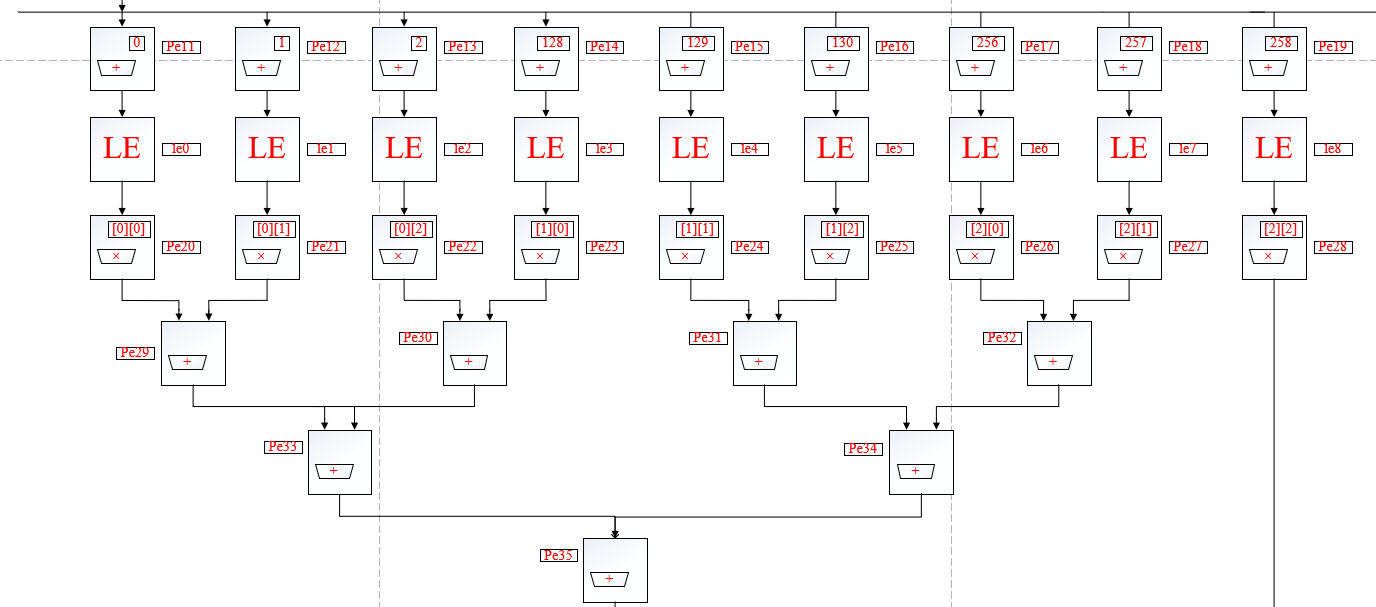


图5‑1 Sobel算法的数据流图

Fig. 5‑1 Data flow of Sobel algorithem

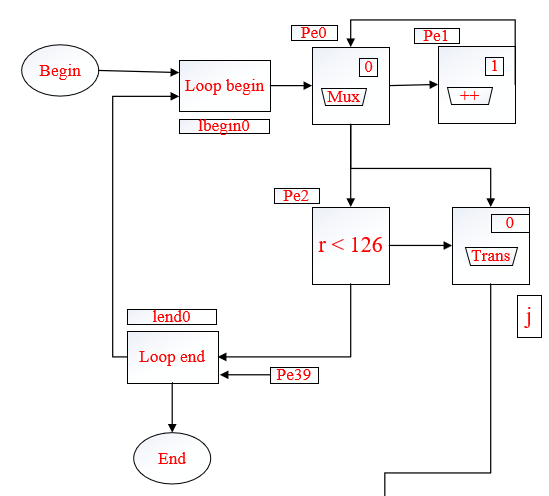


图5‑2 Sobel算法的控制流图

Fig. 5‑2 Control flow of Sobel algorithem

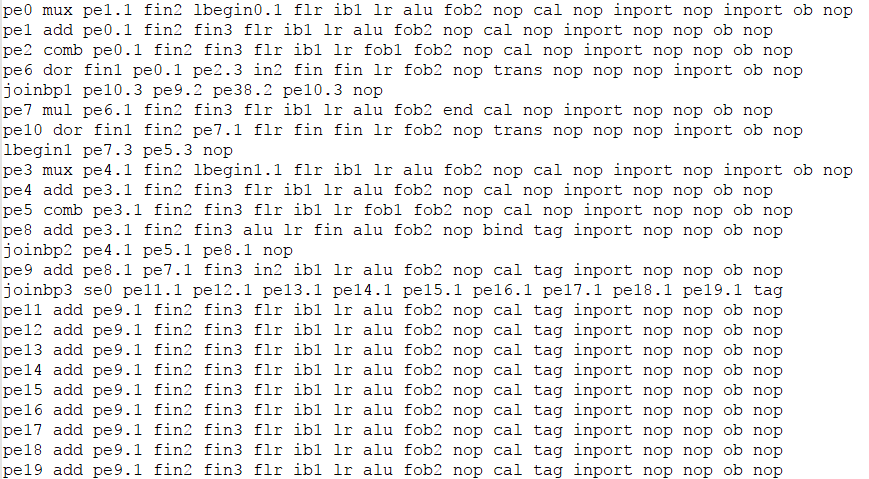


图5‑3 Sobel算法部分配置信息示例

Fig. 5‑3 Part of configuration info of Sobel algorithem

## 仿真结果及分析

本小节通过将以上算法分别映射HGRA平台上和GPU平台上，获得不同算法在不同计算平台上的仿真性能数据并对性能数据进行分析，其中GPU平台是NVIDIA GeForce MX150，基于CUDA10.0版本进行测试，两种平台的软件工具均是Visual Studio2017.

通过选取三组不同规模的矩阵进行矩阵乘运算的仿真，其性能数据如图，矩阵的规模分别是32×32,64×64,128×128，GPU平台上开启和矩阵规模同等大小的多线程进行仿真，在HGRA平台上充分利用空间资源进行循环空间展开，并进行循环间流水，从图5‑4可以看出，在矩阵乘运算上，HGRA结构获得了较好的性能表现。

图5‑4不同规模矩阵在GPU和HGRA平台上性能数据

Fig. 5‑4 Performance figure of different scale matrix multiplication in GPU and HGRA platform

在Sobel边缘检测算法的仿真实验中，选取的图片的像素点规模是300×300，在HGRA上映射方法是卷积核的循环层数空间展开，将这部分的空间展开资源复制一份映射到其他空闲资源上，实现对第二层循环的2倍加速;GPU平台的仿真方案是开启和图像维度相同的线程数进行仿真，如图所示是Sobel检测算法的仿真性能数据，在HGRA上获得1.19倍于GPU的性能优势。

图5‑5 Sobel边缘检测算法在GPU和HGRA上的仿真数据

Fig. 5‑5 Performance figure of Sobel algorithem in GPU and HGRA platform

从图5‑6可以看出，在边缘检测算法的执行过程中，大部分的时间花费在存储器的访问上，故此HGRA结构支持两种数据存取优化技术，分别是数据预取和load单元地址合并，数据预取是将数据提前存储到cache line中去，减少访问cache的缺失，地址合并技术是将load单元发送的地址数据进行合并，同意发送给存取控制单元，统一进行数据的存取，提升了数据存取效率。

图5‑6 Sobel算法中各个阶段时间占比

Fig. 5‑6 The proportions of each stage in Sobel algorithen

图5‑7所示的是采取数据存取优化技术之后，边缘检测算法表现出的性能提升，由此可见，数据存取技术提高了阵列处理任务的效率。

图5‑7 Sobel算法在不同数据存取技术性能数据

Fig. 5‑7 Performance figure of Sobel algorithem by using optimization technique

## 本章小结

本章通过分析两种应用的代码，将其映射在不同计算平台上，通过仿真运行获得性能数据，通过对比和分析，相比较通用的GPU平台，在采取各种优化技术后HGRA结构具有较高的计算效率。

# 第六章 总结和展望

## 论文总结

本文的主要工作：

本论文分析了通用计算平台和专用计算平台在处理计算任务时所面临的问题，通用计算平台灵活性好但是计算效率不高，专用计算平台有较高的计算效率但是电路的设计构建时间成本太大，面向这些问题本文介绍了一种混合粒度可重构阵列的结构设计，通过可重构技术解决了通用计算平台和专用计算平台的缺点，兼顾了电路重构的灵活性和计算效率的优点，同时可重构阵列支持数据流驱动技术，可以灵活的进行静态数据流执行方式和动态数据流执行方式的配置，根据不同的应用选取不同的映射方法，可以实现计算效率的极大提升。最后，针对可重构阵列结构使用软件语言构建出其行为模型，搭建出平台验证测试的整个系统。

取得的主要成果：

可重构系统的研究的主要研究热点是可重构系统是被控制流驱动的，配置信息携带大量的信息，处理单元获得配置信息之后开始构建其余外部处理单元的连接通路，这是一种动态的配置系统。本文最大的突破点就是实现任务内的静态配置，任务级的动态配置。在一个任务执行期间处理单元之间的连接关系已经确定，减少频繁切换配置造成的动态功耗。

采用了数据流驱动技术，在面向图像处理领域中，应用的数据是比较有规律的，使用数据流驱动技术能更充分的利用这种特性，提高计算效率，充分利用空间计算带来的优势。

基于动态数据流驱动技术设计粗粒度处理单元的内部结构，在CPE内部增添特殊结构的输入buffer，在存储单元中进行数据的匹配，保证了计算的正确性。

最后，通过对整个阵列结构进行抽象，构建其行为模型，通过软件语言实现，作为验证的平台。

## 后续工作展望

由于时间有限，可重构系统设计到的范围比较庞大，本文只是基于数据流技术和可重构技术实现了一种混合粒度的阵列，实现了和通用处理器和阵列组成异构系统的仿真实现，而可重构阵列这一研究课题还有较大的空间值得研究人员进行研究，在本文的研究中，发现了阵列的设计过程中有以下值得更深入研究的地方。

首先，针对可重构系统的编译器技术发展缓慢，在任务的分析过程中，任务划分、任务流图导出、任务映射和配置文件生成等都是手动设置的，自动化程度不高，所以编译器的研究要重点关注以下两个方面的问题，第一点编译器要实现能自动从算法或应用中抽取数据流图和控制流图的功能，以方便底层配置人员的配置过程；第二点要支持交叉环境下对任务的自动识别，识别出任务代码中哪些部分可以被阵列加速那一部分不能被阵列加速，提高系统执行任务的完整性和智能化。

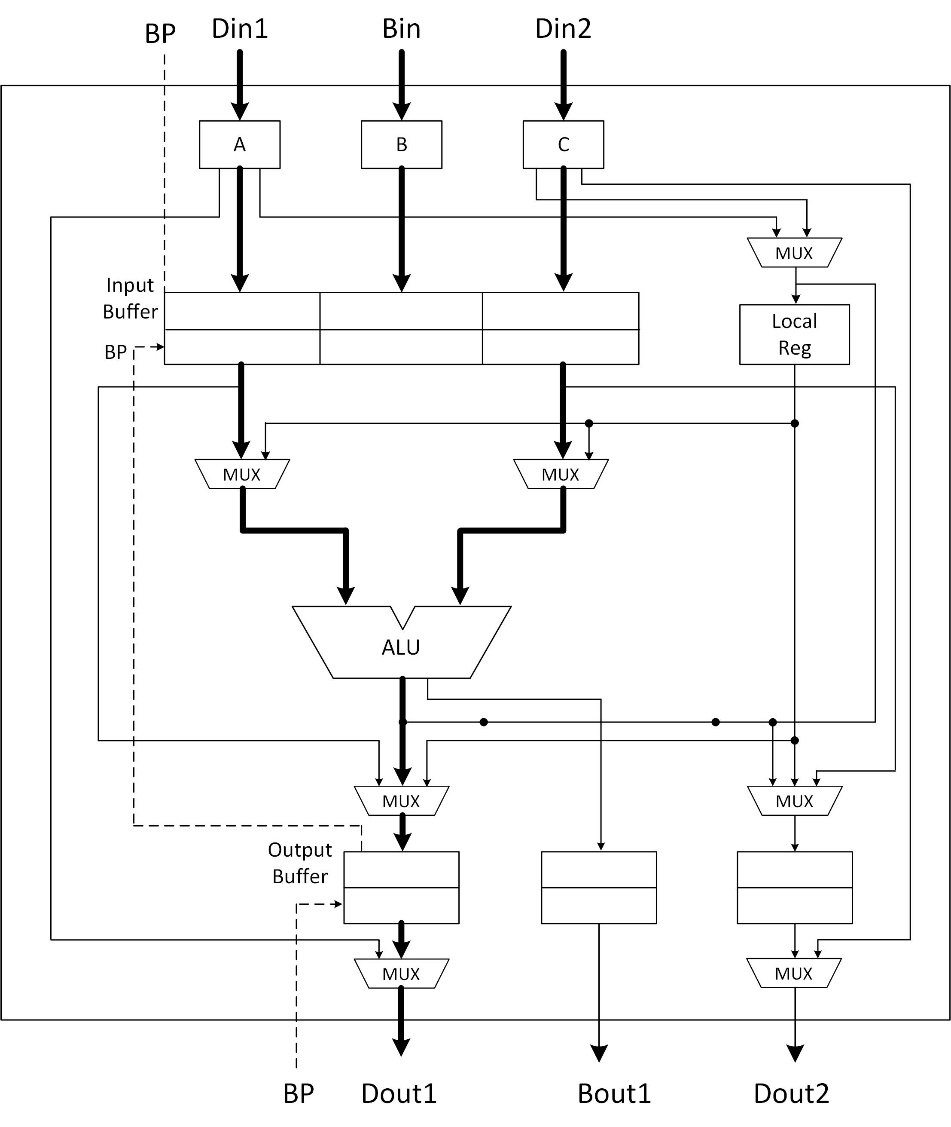
其次，阵列处理所面向的计算密集型应用，数据的存取往往会成为性能提升的关键，在数据读取上实现数据预取，从而加快数据流通速度，减少阵列流水等待时间。

参 考 文 献

1. Estrin G. Organization of computer systems: the fixed plus variable structure computer[C]//Papers presented at the May 3-5, 1960, western joint IRE-AIEE-ACM computer conference. ACM, 1960: 33-40.
2. Owens J D, Houston M, Luebke D, et al. GPU computing[J]. Proceedings of the IEEE, 2008, 96(5): 879-899.
3. Kuon I, Tessier R, Rose J. FPGA architecture: Survey and challenges[J]. Foundations and Trends® in Electronic Design Automation, 2008, 2(2): 135-253.
4. Backus J. Can programming be liberated from the von Neumann style?: a functional style and its algebra of programs[M]. ACM, 2007.
5. Compton K, Hauck S. Reconfigurable computing: a survey of systems and software[J]. ACM Computing Surveys (csuR), 2002, 34(2): 171-210.
6. Hartenstein R. A decade of reconfigurable computing: a visionary retrospective[C]//Proceedings of the conference on Design, automation and test in Europe. IEEE Press, 2001: 642-649.
7. Estrin G, Bussell B, Turn R, et al. Parallel processing in a restructurable computer system[J]. IEEE Transactions on Electronic Computers, 1963 (6): 747-755.
8. Hauser J R, Wawrzynek J. Garp: A MIPS processor with a reconfigurable coprocessor[C]//Field-Programmable Custom Computing Machines, 1997. Proceedings., The 5th Annual IEEE Symposium on. IEEE, 1997: 12-21.
9. Singh H, Lee M H, Lu G, et al. MorphoSys: an integrated reconfigurable system for data-parallel and computation-intensive applications[J]. IEEE transactions on computers, 2000 (5): 465-481.
10. Baumgarte V, Ehlers G, May F, et al. PACT XPP—A self-reconfigurable data processing architecture[J]. the Journal of Supercomputing, 2003, 26(2): 167-184.
11. Swanson S, Michelson K, Schwerin A, et al. WaveScalar[C]//Proceedings of the 36th annual IEEE/ACM International Symposium on Microarchitecture. IEEE Computer Society, 2003: 291.
12. Lam M S, Wilson R P. Limits of control flow on parallelism[C]//ACM SIGARCH Computer Architecture News. ACM, 1992, 20(2): 46-57.
13. Beck M, Johnson R, Pingali K. From control flow to dataflow[J]. Journal of parallel and distributed computing, 1991, 12(2): 118-129.
14. Gurd J R, Kirkham C C, Watson I. The Manchester prototype dataflow computer[J]. Communications of the ACM, 1985, 28(1): 34-52.
15. 段然, 樊晓桠, 高德远, 等. 可重构计算技术及其发展趋势[D]. , 2004.
16. 陶文卿, 毛志刚, 何卫锋. 面向媒体处理的可重构阵列的结构设计与研究[D]. 上海: 上海交通大学, 2010.
17. 袁开坚. 基于粗粒度可重构处理器的任务映射技术研究[D]. 战略支援部队信息工程大学, 2018.
18. Bouwens, Frank, Mladen Berekovic, Andreas Kanstein, and Georgi Gaydadjiev. "Architectural exploration of the ADRES coarse-grained reconfigurable array." In International Workshop on Applied Reconfigurable Computing, pp. 1-13. Springer, Berlin, Heidelberg, 2007.

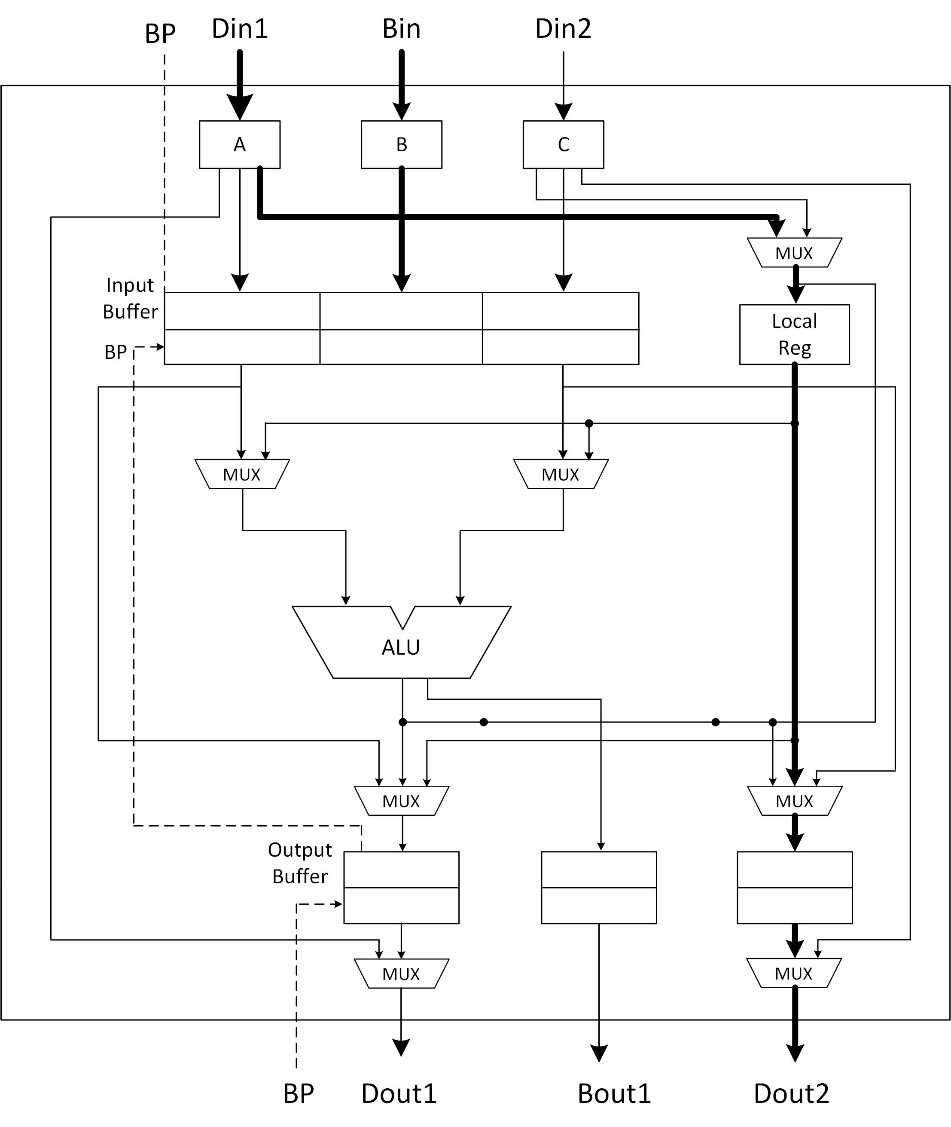
附录1

计算模式下CPE内部数据通路，数据从Din1、Din2、Bin进入，从Dout1输出。如图附录1-1.



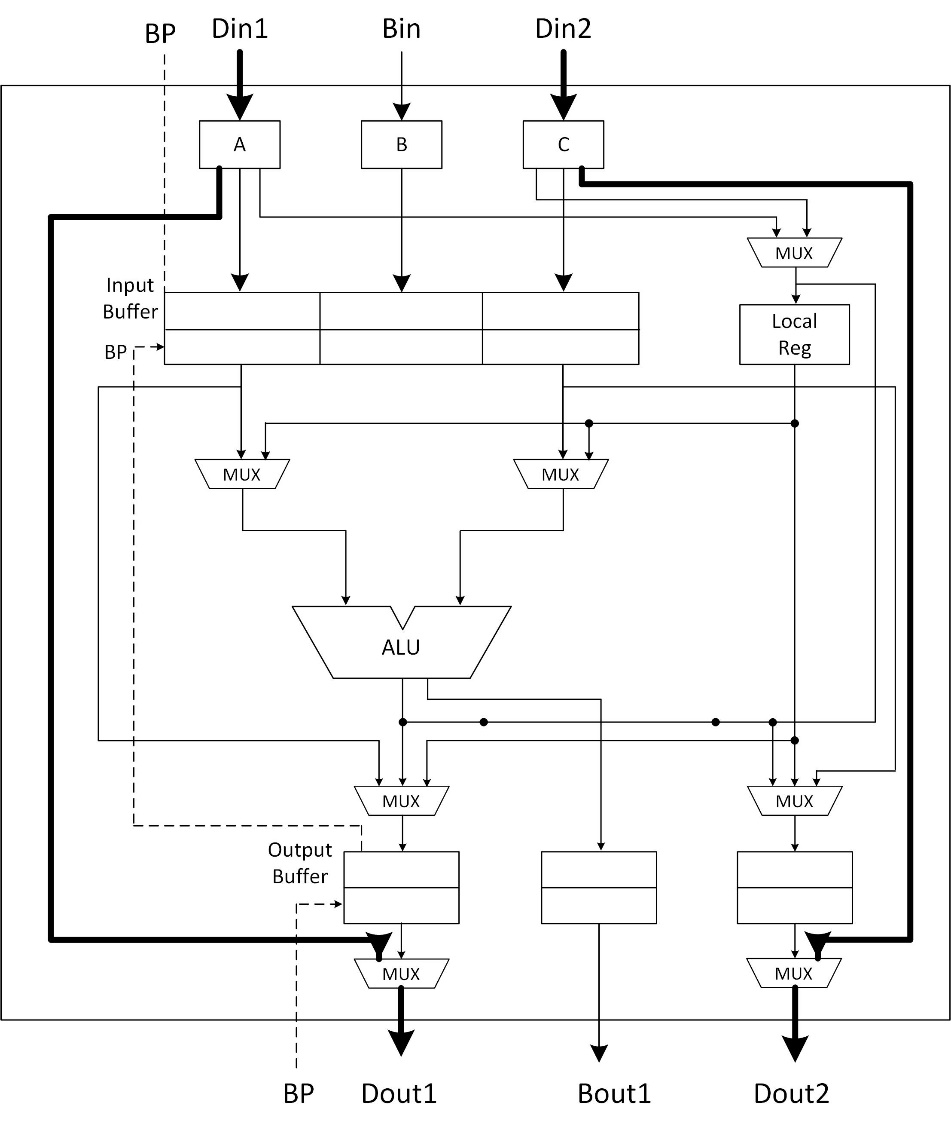
附录1-1计算模式下CPE内部数据通路

中转模式下，需要中转的数据是通过Din1端口进入CPE，存储到本地寄存器中，控制信号从Bin端口进入，控制本地寄存器中的数据输出到输出buffer中去，最后通过输出buffer传输给另一个处理单元。其内部的数据通路如附录1-2所示。

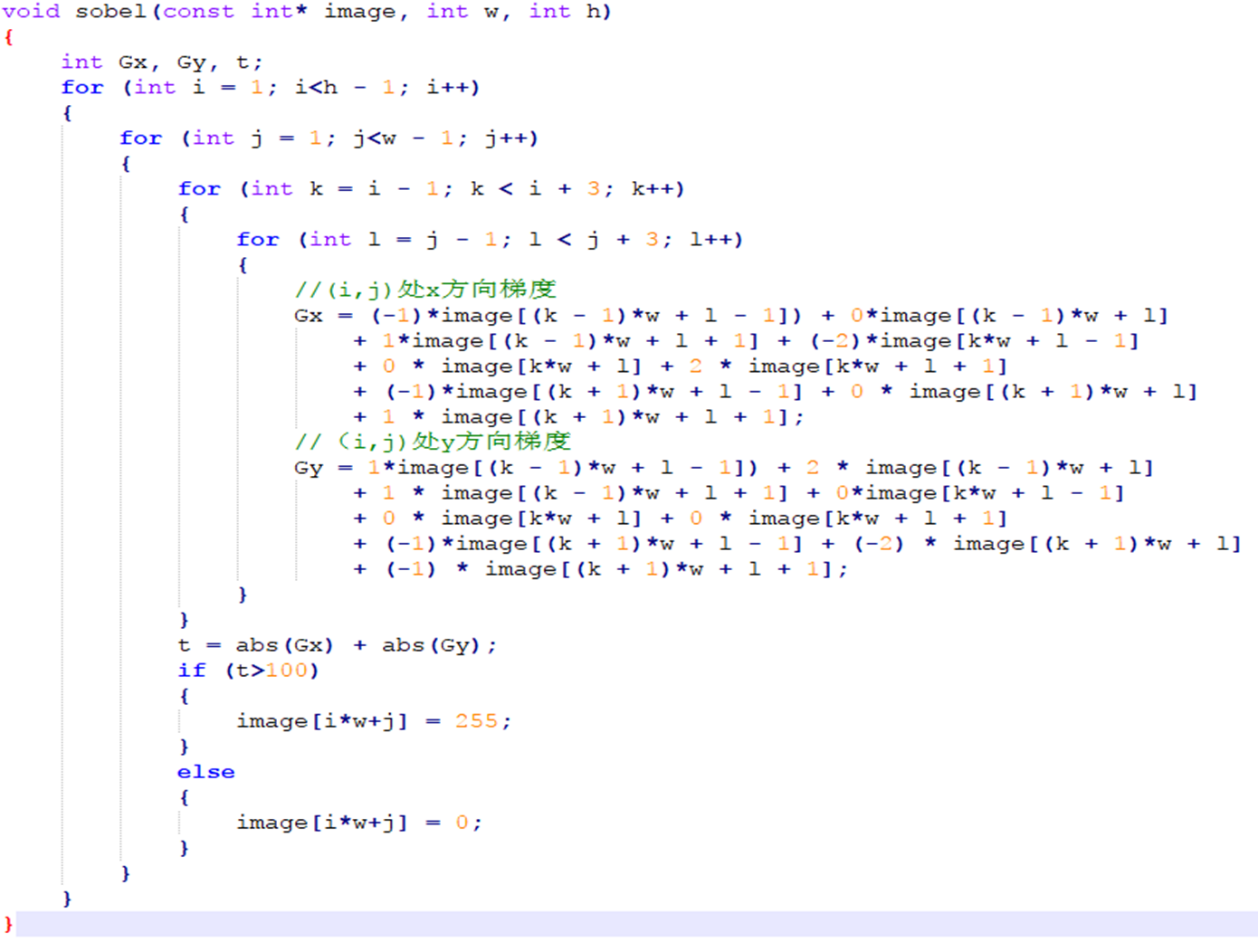


附录1-2 中转模式下CPE内部数据通路

旁路模式下，数据可以从Din1端口进入到处理单元中，数据直接传输到输出端口Dout1上，直接输出，输入数据还可以通过Din2端口进入单元，通过Dout2端口输出，两个输入端口是相互独立，互补干扰的。其内部的数据通参见附录1-3.



附录1-3 旁路模式下CPE内部数据通路图



附录1-4 Sobel边缘检测算法代码

致 谢

攻读硕士学位期间已发表或录用的论文

[1] 俞磊，景乃锋，王琴. “一种基于数据流驱动的混合粒度可重构阵列架构”. 微电子学与计算机（已录用）