摘要

Abstract

Thesis 不是paper

目录

1. 绪论
   1. 研究背景
      1. 可重构计算概述

随着科技水平不断发展，人们生活的需求越来越复杂，各种新型应用层出不穷。它们普遍具有运算复杂度高、处理数据量大等特点，在性能、功耗、灵活性、集成度和成本等方面对嵌入式移动终端提出了十分苛刻的要求。为了实现这些计算密集型的应用，主要采用两种方法：一种是在专用集成电路（Application Specific Integrated Circuit，ASIC）上用硬件实现，另一种是在通用处理器（General Purpose Processor，GPP）上用软件实现。ASIC具有高的能量效率、面积效率，在性能、功耗、芯片面积等方面能够进行很好的优化，但是它只能针对某一特定应用或者某一特定算法设计，灵活性低下，很难满足更多的新型应用需求，难以升级，重用性差；GPP则具有很强的灵活性，可适用于各种不同的应用领域，但指令流驱动的执行方式导致其整体性能和功耗并不理想，并且运行速度慢、效率低，难以满足应用的性能要求。

在这种背景之下，可重构计算技术应运而生。可重构计算同时兼顾了通用处理器与ASIC的优点，既保留了通用处理器的灵活性，也具有ASIC的高效性，能够比较好地满足众多复杂应用的计算需求。早在20世纪60年代，美国加州大学的Gerald Estrin就提出了可重构计算的概念[1]，将一个通用处理器连接一个计算阵列，通用处理器负责控制计算阵列运行，计算阵列可以接收配置信息执行特定的功能，两者结合起来，通过通用处理器对计算阵列的配置信息进行管理，就可以让计算阵列执行不同的任务，从而灵活性大大提高。限制于工艺水平，直到上世纪90年代可重构计算才重新获得重视，成为学术界和产业界的热点。1999年加州大学伯克利分校可重构技术研究中心的Wawrzynek和Dehon提出可重构计算的另外一种定义[2]，它将其视为一类计算机组织结构，有区别于其他组织结构的两类突出特点：制造后芯片的定制能力，即硅实现以后计算功能依旧可以按需改变，区别于传统的专用集成电路；能针对很多算法完成计算引擎的空间映射（区别于传统的指令驱动处理器）。

按照重构粒度划分，可以分为细粒度和粗粒度，这里的粒度是指可重构计算数据通路中运算单元的数据位宽。一般情况下，重构粒度越大可重构计算处理所需的配置信息就越少，重构的速度就越快，相应的功能灵活性也越低。粗粒度可重构架构适用于计算密集型的应用，如通信应用[3][4]、密码处理应用[5]和多媒体应用[6][7]等；近些年来，已经有很多国内外的公司和科研机构提出了多种不同的可重构架构，如REMAR[8]、PipeRench[9]、ADRE[10]、MorphySy[11]、XPP[12]、Zippy[13]等。

* + 1. 密码算法综述

随着计算机技术和网络通信技术的发展，信息安全问题也逐渐成为人们关注的社会问题，密码技术是保证信息的可用性、机密性和安全性等安全要求的基本手段。密码算法是各种安全应用的基础，也是信息系统安全性的根本所在，高效灵活的密码算法是各种高性能信息系统的重要指标和基本保障，因此成为信息安全领域的重要课题。

密码算法又可分为公钥密码、私钥密码和哈希函数三大类，其中，公钥密码主要是大数的模幂操作，私钥密码和哈希函数则以逻辑运算、移位、置换、替换为基础的迭代操作。密码算法按照密钥特点又被分为对称密码和非对称密码，对称密码在加密和解密时都使用相同的密钥，也称为传统密码，是20世纪70年代在公钥密码产生之前唯一的加密类型，迄今为止，在两种加密类型中仍然是使用最为广泛的加密类型，对称密码主要分为流密码算法和分组密码算法。非对称密码在加密和解密时则会使用不同的密钥，并且很难从一个推出另一个，主要有基于离散对数问题的ECC算法、基于大数分解的RSA算法、杂凑函数（散列算法）等。

密码算法应用常常需要处理较大的信息量，或具有较大的计算强度，往往是各种通信系统中计算密集型环节，影响整个系统的吞吐率。常规的GPP无法满足其速度要求，安全性也不如专用硬件，因此目前国内外对密码处理专用硬件的研究和开发十分活跃。密码算法的硬件加速方式可分为三类：密码算法处理器、特定密码算法ASIC和可重构密码处理结构。

随着移动互联网的飞速发展，对系统安全性的要求也越来越迫切，同时随着互联网大数据通信时代的到来，对安全处理器的性能要求也越来越高，保障系统安全所需投入的处理资源将越来越多，安全应用的范围也会越来越广，密码算法与可重构技术的结合，可以满足性能和安全方面的需求，具体地，可重构密码系统架构在这一应用领域的优势体现在以下几点[14]：

（1）可重构系统可以根据实际需求实现不同的密码算法，具有很大的算法灵活性；

（2）可重构系统的计算能力能够满足密码算法的高性能需求，结构能够根据特定的算法集定制硬件，使算法执行更加高效；

（3）可重构系统具有扩展性，能够适应不断被提出新的更安全的算法，同时支持随时修改密钥，满足某些特殊情况下的白片需求。

* 1. 国内外研究现状
     1. 可重构密码架构综述

近年来，能够同时满足密码算法应用的高性能、高灵活性和低成本需求的可重构密码处理器已成为研究热点。密码算法的实现结果的考核可以以面积效率为标准，由于密码算法的数据依赖性较低，和媒体、通信算法不同，密码算法的实现可以通过增加硬件开销来获得算法实现性能的提升。已有的面向密码的可重构架构在处理单元设计上或多或少存在一些设计上的不足，导致整个架构变得臃肿，存在比较多的计算资源浪费。已有研究为了提高面积效率进行不懈努力，但与专用硬件实现的结果相比仍有显著差距。

COBRA[15]是一款面向对称密钥算法提出的指令级分布式可重构处理器，通过对多种对称密钥算法的映射实现进行验证，AES算法的实现面积效率为0.216Gbps/Mgates。为了保证充分的灵活性和并行计算能力，COBRA架构在每个处理单元中包含了各种算法所需要的所有算子，包括置换单元、S盒等资源开销很大的操作，从而造成了极大的硬件冗余；处理单元中的很多算子被串行组织，最长的路径上串联了13个算子单元，这使处理单元的电路延迟很大，整个处理器的主频非常低，很难实现高性能。

Celator[16]是由艾克斯—马赛大学研发的面向分组密码算法和哈希函数的可重构架构，其计算阵列基于脉动结构设计，采用二维互联结构完成计算单元间的数据传输，每个计算单元支持逻辑操作和算术操作，通过有限状态机控制计算阵列的数据访问和计算操作，有效控制了整体架构的硬件资源开销，DES算法的实现面积效率为0.25Gbps/mm2。但是该架构中处理单元的算子功能很少，支持的算法有限；并且基于指令的设计使得每一个操作都需要重新获取指令进行指令译码再进行数据处理，也无法实现算法的流水设计，算法实现性能不高。

Cyptoraptor[17]是由德州大学奥斯汀分校研发的一款高性能、低功耗、高灵活的密码处理器，面向分组密码、流密码、哈希函数三类百余种对称密钥算法进行架构探索，是目前研究支持算法最多的一款，DES和AES算法的实现面积效率分别为6.75Gbps/mm2和20.25Gbps/mm2。该架构通过灵活的计算单元和阵列互联模块，大幅提升了阵列的流水效率，同时对计算单元支持的算子操作进行组合，有效缩短了关键路径时延和流水级数，从而提升了计算性能。然而，基于该架构映射的对称密钥算法中，比较多的算法实现硬件利用率不高，影响了面积效率，其原因在于未能考虑不同算法间的特征差异，导致硬件架构存在过度设计。

ProDFA[18]是由国防科技大学提出的一种基于可编程数据流计算的体系结构框架，DES和AES算法的实现面积效率分别为6.09Gbps/mm2和5.83Gbps/mm2。通过分析架构可编程性和数据流计算特性与控制逻辑属性的关系在一个处理单元中通过多周期运算，实现完整的算法计算。迭代结构可以节省电路开销，多个处理单元集成可以实现高吞吐率。在处理单元设计时，每一个算子都单独设计，没有考虑与其它算子进行串行组合，这导致完成算法需要很多个处理周期，因此单个处理单元完成算法的性能很低，要想实现高性能需要很多的处理单元集成。

RCPA[19]是由解放军信息工程大学研究提出的一款高性能和高灵活的密码处理器，该架构利用处理单元阵列和阵列间的灵活互连，支持分组加密算法的流水展开映射实现，同时也考虑了算子单元之间的简单组合，缩短映射的流水级数，从而提升了计算性能。与Cyptoraptor架构类似，处理单元中算子单元的过度设计使算法实现时存在很多的闲置单元，硬件利用率不高，影响了面积效率。

综上所述，现有的面向密码算法的可重构架构在设计处理单元时，在算子组合上存在过度组合导致处理单元延迟过大的问题，或者不进行算子组合，存在映射周期过多的问题；处理单元中包含了算法所需的所有算子单元，算法映射时大部分算子单元被闲置，存在硬件利用率不高的问题。算子组合关系到处理器性能，算子利用率关系到芯片面积，因此建立一个统一的算法模型，充分挖掘算法的算子组合特征和算子位置特征，根据提取的特征，提出一套更合理的处理单元设计方案，优化算子组合，提高算子利用率，从而提升整个架构的面积效率。

* + 1. 可重构系统PE概述

可重构系统之所以能执行不同的任务，是因为可重构系统中的计算阵列可以接收配置信息并且按照配置信息的内容执行相应的任务，与此同时配置信息是可以被切换的。配置信息切换的这一过程，称为重构。

按照重构的时间特性划分，可以分为静态重构和动态重构。只能在可重构计算处理器的数据通路进行计算之前对其进行功能重构的特性为静态重构，典型的具有静态重构特性的可重构架构是现场可编程逻辑门阵列（Field Programmable Gate Array，FPGA），FPGA的重构过程通常会持续几十~几百毫秒[20]；可重构计算处理器的数据通路在计算过程中也能进行功能重构的特性为动态重构，动态重构的重构过程仅持续几个~几百纳秒。

按照重构空间特性划分，可以分为部分重构和整体重构两类，可重构系统中的部分硬件支持独立重构即为部分重构，不支持的就是整体重构。最典型的具有动态部分重构特性的可重构计算处理器是粗粒度可重构阵列（coarse-grained reconfigurable array，CGRA），CGRA往往被划分为几个不同的区域，每个区域可以被重构成不同的功能引擎来执行不同的计算任务。

早期的可重构系统比较简单，计算资源较少，配置较为简单，但是随着新型应用的性能要求和计算复杂度越来越高，粗粒度可重构架构的计算资源也成倍增加，在计算资源增加的同时，重构过程所需的配置信息量也随之进一步增大，导致系统的重构开销进一步增长，严重影响系统的整体性能。尽管CGRA比FGRA（fine-grained reconfigurable array，FGRA）的配置时间更小，但是配置传输时间仍然是整个系统性能的瓶颈。因此有效的配置机制对于CGRA的整体性能提升至关重要[21]。对于动态配置来说，配置信息被频繁地从主存上转移到配置信息缓存上。频繁地读/写操作导致了大量的可重构开销，而且这正越来越成为性能的瓶颈。更进一步，大的可重构开销会抵消来自动态重构获得的任何收益。为了提升整体的性能，一个重要的方式就是减少配置信息的大小[22]。配置部分的影响已经限制了整个系统性能的提升，因此，建立高效的配置管理机制对于提升可重构处理器的计算性能，减少配置信息存储开销至关重要，同时通过配置管理优化，一方面可以减少电路实现面积，另一方面通过提升机重构性能提升算法性能，最终提升算法的面积效率。

表1-1 配置策略综述

|  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 目  标 | 分  类 | 具体  策略 | 方案描述 | 实现结果 | | | |
| 存储  开销 | 配置  时间 | 方案组合 | 硬件  开销 |
| 减  少  配  置  存  储 | 配  置  压  缩 | 数据  压缩 | 基于字典无损压缩[38] | 减少  20%~50% | / | 不支持 | 需要解压缩电路 |
| LZSS压缩[21] |
| 优化  配置  信息  存储  方式 | 配置信息基于数据流图层次化[22][35] | 减少  20%~30% | / | 支持部分重构和配置多发射 | 需要配置解析电路 |
| 任务相似的压缩[36] |
| 两层调度的压缩[37] |
| 配置缓存 | | 三层配置缓存[23] | 减少  50%~60% | / | 支持配置预取和配置替换 | 需要预取和替换电路 |
| 配置缓存分为两类使用[36][24][25] |
| 减  少  配  置  时  间 | 配置预取 | | 实时预测下一个任务[26] | / | 减少  50%以上 | 支持配置  缓存 | 需要预取电路 |
| 获得实现设计的执行序列[34] |
| 配置替换 | | 按照是否需要进行切换[33] | / | 减少  50%以上 | 支持配置  缓存 | 需要替换电路 |
| 任务被分为重要和不重要两种[34] |
| 配置调度 | | 四种配置模式[27] | / | 减少  20%~80% | 不支持 | 面积增加5%以内 |
| 两根配置总线交替使用[28] |
| 有限状态机来调度[29] |
| 多个配置控制器[30] |
| 部分重构 | | 把阵列分为几个部分单独配置[39] | / | 减少  50%以上 | 支持配置  层次化 | 需要增加控制器 |
| 多个配置寄存器[42] |
| 配置多发射 | | 通过行和列选择确定位置[40][41][37] | /` | 减少  40%~70% | 支持配置  层次化 | 需要增加控制器 |

如表1-1给出了多种常用的配置策略，减少配置存储的策略有配置压缩和配置缓存，配置压缩分为两类：数据压缩和配置格式优化：

1、数据压缩把配置信息按照普通数据进行处理，能够取得较好的压缩效果，但是但是需要增加额外的解压缩电路。文献[21][38]能够减少配置信息存储20%~50%，但需要解压缩电路，而且数据压缩方案不支持和其他方案的组合使用。

2、优化配置格式，根据配置信息组成形式，去除重复内容实现配置压缩。文献[22][35]中通过配置信息层次化的方式对配置信息进行压缩，把配置信息分成一些较小的部分，然后把这些较小的配置信息按照类别进行分类存储，舍弃掉冗余的配置，能过取得20%~30%的压缩效果，但是同样需要解析电路与之配合，但是优化配置格式可以和部分重构或者配置多发射组合使用。

3、配置缓存通过有限的存储资源实现整个算法，实现过程需要配置预取和替换策略对配置缓存中的配置信息不断更新，文献[23][36][24][25]可以取得50%~60%的配置压缩，但是可能会造成电路功耗的额外增多。

为了减少配置时间，可以采取的方案有配置预取、配置替换、配置调度、部分重构和配置多发射技术。

1、配置预取可以提前读取后续任务的配置信息，其中文献[26]通过实时预测下一个任务实现配置的预先读取，配合配置缓存，可以减少配置时间50%以上。

2、配置替换用于更新配置缓存中的配置信息，结合配置缓存，既可以减少配置存储开销又可以减少配置时间，其中文献[34]通过把任务划分为重要和不重要作为是否替换的标准，可以有效减少配置时间。

3、配置调度的方案比较宽泛，通过多种调度方式对配置信息分发，文献[28]通过两根总线进行交替使用，文献[30]通过多个配置控制器实现配置调度。

4、部分重构可以在配置切换的时候实现部分切换，从而节省配置切换时间。文献[39]采用的技术方案是部分重构，把可重构阵列分为4级独立的部分，通过每个部分的独立配置实现配置切换时候的独立性，做到某些部分阵列处于计算状态时，另外部分的阵列切换配置，提高可重构阵列的重构效率，从而大幅减少配置时间，提升可重构系统的性能。

5、配置多发发射将一份配置分发到多份计算资源。文献[37][40][41]提出了行多路广播配置方案，通过计算阵列的行标签和列标签确定每个计算单元的位置，从而对其进行配置，当出现多个计算单元的配置信息一样时候，通过多路广播技术把一份配置分发到多个计算单元中，实现配置信息的多发射，提升了配置信息传送时间，提高重构效率。

客观概括各种PE设计方案的特点（内部和拓扑）

简单叙述PE的设计方案的种类，趋势等

* 1. 论文研究内容及意义

文针对分组密码算法的可重构实现设计了一套相适应的配置管理策略，用于减小配置存储开销和配置时间，提升重构效率，从而提高整个可重构平台的面积效率。在研究针面向分组密码算法的配置策略的过程中，首先根据现有的分组密码算法内容，结合可重构计算的配置与计算的协同工作方式，分析得到分组密码算法的配置特征；然后通过分析已有的可重构计算邻域的配置策略的优劣，结合分组密码算法的配置特征剖析已有策略的适用性；最后提出本文的面向分组密码算法的可重构配置流管理结构。结合本文1.1.2部分的密码算法综述，选择采用Feistel结构的数据加密标准（Data Encryption Standard，DES），采用SP网络的高级加密标准（Advanced Encryption Standard，AES），以及国产分组密码算法的典型代表SM4作为本文的实现算法。结合本文1.2节的内容制定了如表1-2所示的考核指标。

表1-2 考核指标

|  |  |
| --- | --- |
| 考核内容 | 指标 |
| 配置部分 | 配置存储为其他方案的80%以下；  配置时间减少为原来的10%以内，占总时间的1%以内 |
| 整体性能 | DES面积效率：大于2Gbps/mm2  AES面积效率：大于30Gbps/mm2  SM4面积效率：大于2Gbps/mm2 |

最终的实验结果配置存储开销减少为同类型方案的80%以下，配置时间占比减少到1%以内，DES和SM4的面积效率高于2Gbps/mm2，AES的面积效率高于30Gbps/mm2。本文的具体研究内容包括：

（1）分组密码算法配置特征与配置策略分析

要设计合适的配置管理方案，首先要分析分组密码算法的特点。虽然，多种分组密码算法的具体加密过程不一样，但是主要内容是相似的，主要的分组密码算法都包含加密和密钥扩展两个部分，加密部分主要包含多轮轮函数。通过分析这些分组密码算法的特征，并且结合可重构计算的计算和配置的协同工作方式，得到分组密码算法的配置特征，根据算法的配置特征，分析了现有的配置方案的优劣。

（2）基于算子级别的配置信息层次化组织方式

配置策略的一个方面是减少配置存储开销。结合算法的配置特征——轮函数操作配置重用性和算子操作重用性，设计了基于算子级别的配置信息层次化组织方式，通过层次化存储配置信息，把可重构阵列的配置信息切割成多个小部分，并且对每个部分进行层次化处理，去除其中冗余的部分，把配置信息转换为配置组和配置包存储，实现配置信息的最大化压缩。同时，通过配置索引解析电路实现配置信息的调度，在发送给计算阵列的时候恢复成对应的数据流图，不影响可重构系统的计算，而可以很大程度上减少配置存储的面积，提高整个平台的面积效率。

（3）部分重构与流水调度的配置策略

配置策略的另一个方面是提高重构效率，也即减少配置时间。结合算法的配置特征——配置信息切换局部性，设计了部分重构与流水调度的配置策略。通过部分重构减少配置时间，优化数据流图切换的配置信息传输量，做到配置切换的最小化；通过流水调度隐藏配置时间，做到边计算边配置，将配置时间隐藏到计算时间中，进一步减少配置时间。通过两者结合，大幅减少配置时间，提高可重构系统的重构效率，从而提升可重构系统的性能。

本文工作中主要有以下难点：一是需要对大量分组密码算法进行分析，从中发现规律，并且总结出分组密码算法的配置特征，同时根据需求选择合适的配置策略；二是结合面向分组密码算法可重构系统架构，提出配置策略，需要结合硬件的结构设计合适的层次化存储的粒度，确保压缩效果最优，同时保证配置索引解析电路的实现；三是部分重构与流水调度给配置控制器的硬件设计提高了难度，需要支持多组端口的握手交互，这使得硬件的实现复杂度成倍提高，同时流水调度需要对计算阵列的流水线设计进行优化，达到与配置效率的协调一致。

论文的研究意义在于：以分组密码算法的高性能实现为目标，在粗粒度可重构平台上设计出一套能有效减少配置存储开销和配置时间的配置流管理方案，并且验证其可行性与有效性，有助于解决在分组密码算法领域的配置效率低下问题，提升整个系统的重构效率和面积效率，并且拓展其可实现的应用算法范围，充分发挥粗粒度可重构系统在以密码算法为代表的数据密集计算领域的独特优势。

做什么，目的是什么（减少冗余，提高面积效率）（参考胡建兵的描述方式）

1. **第一部分是课题的思路，第二部分和第三部分是实现和验证，后两部分是服务第一部分的，所以下面主要针对第一部分来说**
2. **课题的思路是要说明是否能够具有可行性和创新性，既要保证能够实现，又要避免流于纯工程的工作。从这样的角度来看，**

**可行性：现在看不出通过这样的工作，在性能、面积上是有保障的。现在看起来这么做是做到哪算哪，既看不出真正的难点（不是指的哪一步不会做？而是要达到某个指标很难），也看不出这样的方案与最终结果如何挂钩。**

**创新性：要在难点的解决过程中，形成创新的研究点。而难点是与指标的实现密切相关的。现在诸如直通处理，PE内拓扑结构，PE位宽等，都和指标没有建立联系。所以我认为课题真正的难点你**

**课题的整体思路说明**

本文通过对大量分组加密算法进行建模分析，根据算法表现出来的需求特征，提出了一种行列异构的、功能单元组合设计的可重构密码架构PE方案。与同构PE架构相比，本文提出的方案基于算法集中算法的统计特征，消除了同构PE架构中的大量冗余单元，减少了架构的面积规模，提升整体的性能面积比。

为了验证架构的正确性和对架构进一步优化，本文提出了一种基于子图同构的算法映射的方案。对架构进行算法集映射验证；并且根据算法集在架构中的映射分布和功能使用进一步优化PE结构。

* 1. 论文组织结构

本文共分为7章，各章的主要内容具体如下：

第一章为绪论，从可重构计算、密码算法角度介绍本文的相关研究背景，介绍了可重构密码架构和配置管理的国内外研究现状以及阐述了论文的研究内容和意义；

第二章介绍了以DES、AES和SM4为代表的分组密码算法的主要内容，给出了面向分组密码算法的可重构架构的结构介绍，重点介绍了可重构系统中计算引擎部分的结构，包括计算阵列、通用寄存器堆、输入输出通道等；

第三章分析了分组密码算法的内容，总结出分组密码算法的配置特征，同时给出主流的配置策略内容，结合分组密码算法的配置特征，分析各种配置策略的适用性；

第四章主要针对减少配置存储开销设计了基于算子级别的配置信息层次化组织方式，结合分组密码算法配置特征说明了整个方案的实现原理，并且给出了工作机制和实现方式，通过实验对方案的有效性进行了验证；

第五章主要针对配置时间的减少设计了部分重构和流水调度的配置策略，结合分组密码算法的配置特征说明了部分重构和流水调度针对的问题和实现原理，同时给出了方案的工作机制和实现方式，最后通过实现对方案的有效性进行了验证；

第六章对本文设计的整体配置管理方案进行了验证，分析了配置管理方案在性能、面积方面的实验结果，并对比了分组密码算法在多种可重构系统上的仿真结果。

第七章对本文的工作进行了总结，并对未来进一步的工作进行了展望。

1. 分组密码算法与密码可重构
   1. 分组密码算法简介

Festal,sp，xar等不同种类，每一类列出所有，讲特征，细致介绍一类中的一个

* 1. 面向分组密码算法可重构系统架构

架构的发展，需求的变化，架构的发展趋势，多种架构的PE设计方案详细描述，指出可以改进的地方

* 1. 本章小结

1. 算法建模与特征提取

本章

* 1. 算法建模
  2. 算子参数特征
  3. 算子组合特征
  4. 算子位置特征
  5. 算法的关键特征

通过第二章中对分组密码结构的分析可以看出，目前大多数分组密码算法的设计都基于一些相似的设计理论和结构模型，这些算法在处理结构也很相似，涉及的操作类型有较大的交集[1]。因此我们可以得出这样的结论：很多不同的分组密码算法具有相同或相似的基本操作成分，或者说同一基本操作成分在不同的算法中出现的频率很高。如：异或、移位、置换、S盒、有限域乘法以及模加/减运算等。

对于架构设计人员，充分了解算法，提取尽可能多的有用特征来指导架构设计是十分有必要的。对于分组加密算法，以下几类特征是架构的设计的决定性因素：

* 参数特征

参数特征主要指算法的一些基本特征和基本操作的功能特征，比如算法的分组大小、轮数、秘钥长度，移位的左右移位、循环移位等操作模式、S盒的不同输入输出位宽等。通过多算法集中算法进行统计，可以总结出这些特征。

* 组合特征

组合特征指算法中频繁出现的算子组合，很多算子会在算法中组合出现，比如S盒操作后面一般会接着进行抑或操作。对于这种组合操作，可以在上一行PE中先进行S盒操作，下一行PE中执行抑或操作。另一种更好的方式是在一个PE中将S盒和抑或串联组合设计，这样就可以在一个PE中完成两个操作，有效减少资源消耗。

对于算法中出现的每一个算子，发掘每一类算子的前驱、后继算子的种类和出现频率对于架构设计是十分有必要的，它为PE的组合功能设计提供依据。当架构的PE中有大量合理的组合功能存在，在算法实现时，很少的PE阵列规模就可以实现原来需要很大规模才能实现的算法。

* 拓扑特征

拓扑特征是指算子在算法轮函数中的位置特征；比如置换操作，它一般只出现在轮函数的开始或结束的位置进行初始置换和终结置换，因此在架构设计时只需要在映射轮函数的开始和结束的位置存在置换单元。拓扑特征主要针对大算子，这里的“大”是指这些算子对应的电路面积大，如表2-1所示。因此这些大算子对应的功能单元往往是阵列面积的主要部分，比如S盒操作，它一般会占据阵列总面积的一半以上，减少这类复杂单元的冗余数量对于降低阵列面积是十分有效的。

表3- 1文献[1]中的部分功能单元面积对比

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 功能单元 | 面积µm2 | 等效门数 | 相对值 |
| 移位单元 | 19286 | 1929 | 1.0 |
| 模加/减单元 | 12826 | 1283 | 0.7 |
| 逻辑运算 | 3426 | 343 | 0.2 |
| 有限域乘法 | 85473 | 8547 | 4.4 |
| 置换单元 | 49816 | 4982 | 2.6 |
| S盒 | 1160372 | 116037 | 60.2 |

算法的参数特征、组合特征、拓扑特征分别为架构设计中的功能单元设计、组合单元设计和复杂单元的拓扑设计提供依据。参数特征只是为了保证架构中的PE能够提供算法中算子所需要的功能，同时也避免在PE中添加不必要的功能。组合特征对应的组合功能是降低阵列规模的一个有效方法，很多通用可重构中，一个PE往往只会完成一个算子，这种设计虽然简单，但是在完成同等运算的情况下，PE的规模会很大，对应的存储、互连、配置等都会变得更加复杂。拓扑特征是从阵列的面积占比出发，针对复杂功能单元的优化，在密码算法中，如表2-1所示，这样的复杂功能单元主要有S盒、置换、有限域乘法。这些功能单元的电路面积很大，这些功能单元的冗余造成不必要的阵列面积开销。对于简单的功能单元虽然也有优化的空间，但是往往没有什么明显的效果，因此本文在拓扑优化上只针对S盒、置换、有限域乘法这三类复杂功能单元。

[1]姜晶菲.可重牧密码处理结构的研究与设计[D]。长沙；国防防科学技术大学，2004；

* 1. 算法特征提取
     1. 参数特征

参数特征决定了阵列的一些基本属性，比如阵列大小、PE的位宽、PE内部功能单元的种类等。这些参数特征在不同的分组密码算法中都表现出相同或相似性，密码算法的这些共性也是可重构密码处理器的基本理论依据。

文献[1]对DES、IDEA、AES候选算法等41种公开的分组加密的基本运算操作进行了统计，结果如表3-2所示。从表中可以发现，对于这些分组加密算法，它们的操作只有有限的几种，这意味着PE设计时，只需要对这几类基本运算进行支持就足以实现这些算法。

表3- 2 基本运算操作及其使用频率表

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 基本运算操作 | 使用频率 | 基本运算操作 | 使用频率 |
| 逻辑运算 | 97.56% | 模减运算 | 48.78% |
| S盒 | 73.17% | 置换运算 | 24.39% |
| 移位运算 | 85.36% | 有限域乘法运算 | 17.07% |
| 模加运算 | 48.78% | 模乘运算 | 17.07% |

虽然算法有着相同的基本运算操作，但是不同的算法在同一个运算上的要求是不一样的，这些基本运算有着不同的运算模式，在进行架构设计时需要支持具体的运算模式。

表3- 3 基本运算操作的参数特征

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 基本运算操作 | | 运算位宽 | 对应算法个数 | 运算模式 |
| 逻辑操作 | 抑或 | 32 | 36 | 位宽兼容 |
| 非 |  | 0 |
| 或 | 32 | 1 |
| 与 | 32 | 3 |
| 移位 | 移位 | 32 | 4 | 左右移位 |
| 循环移位 | 8 | 3 |
| 32 | 11 |
| 模运算 | 模加 | 16 | 2 | 模216 |
| 32 | 14 | 模232 |
| 模减 | 32 | 1 | 模232 |
| 模乘 | 16 | 1 | 模(216-1) |
| 32 | 1 | 模232 |
| S盒 | |  | 10 | 输入-输出  4-4 6-4 8-8  8-32 6-2 10-8 |
| 有限域乘法 | | 32 | 10 | GF(28) |
| 置换 | |  |  | 输入-输出  64-64 32-48 32-32 32-40  128-128 |

通过表3-3可以发现分组加密算法的基本运算具有如下特征：

1. 分组密码算法中大量使用逻辑操作，但是一般只会用到抑或操作，只有少量的算法会使用其它逻辑操作（与、或、非）。
2. 分组密码算法中大量使用了逻辑移位和循环移位，其移位模式既有固定移位模式（每次移位位数固定不变）又有可变移位模式（每次移位数依赖寄存器的值），移位的位数一般从1位到32位，数据位宽大多为8、32。
3. 分组密码算法涉及的算术运算（乘、加/减）和逻辑操作（抑或、与、或）位宽大多是字节或字节的整数倍，且算术运算大多带有取模操作，取摸操作都是2的幂次，多为28、216、232。
4. 表3-2列出了几种不同的S盒的输入输出模式，常见的有6-4 S盒、4-4 S盒、8-8S盒、8-32 S盒、6-2 S盒、10-8 S盒；其中出现最多的是8-8的S盒。而且根据变化程度和使用方式的不同，分组密码使用的S盒可分为两种方式：一种是每轮操作使用相同的S盒，如DES、AES、Blowfish等；另一种是每轮操作使用不同的S盒，如SERPENT。
5. 置换操作的位宽会比较大，因为更大的数据位宽能有效扩展输出对输入的依赖性。置换操作的位宽会出现64、48比特，甚至128比特的置换在分组密码设计中也较为常见，但是一般128比特的置换都是基于字节的置换，而基于比特置换的位宽最大的只有64比特。
6. 分组密码算法中出现的有限域乘法主要集中在有限域GF(28)上，而且一般都是以矩阵乘法的形式出现。
   * 1. 组合特征

参数特征关注的是单个功能单元的各个参数，组合特征则关注多个功能之间的关系特征，涉及到整个算法的运算流程，因此需要用一个统一的模型来表示算法流程。算法一般会用数据流图（Data Flow Graph，DFG）来表示，图中的顶点表示操作，边表示数据流向。DFG虽然能很清晰地表示出整个算法的操作流程，但是在进行组合特征提取时，会出现很多无法决断的仲裁，如图3-1所示，v2可以和v3组合成（v2，v3），也可以和v4组合成（v2，v4），但是在设计时只能选择一种进行实现。其实从DFG图中很容易发现（v2，v3）组合设计时一个有意义的组合，因为含有这个组合的路径更长，假设其它操作都不进行组合，那么（v2，v3）组合设计可以将整个DFG流程映射到5行PE阵列上。但如果（v2，v4）组合，没有改变长路径，映射依然需要6行PE。



图3- 1 组合选择冲突示例

从图3-1中的示例可以发现，有效的组合必须是关键路径上的组合，只有将关键路径上的某些操作组合才能在映射算法时有效降低映射所需的资源规模。因此需要找出算法流程中的关键路径，从关键路径上提取有效的操作组合。

图论中的关键路径算法是在边表示的活动网络（Activity On Edges network，AOE）上进行的，AOE网络指的是在一个不存在有向环的带权有向图中，用有向边来表示一个工程中的各项活动（Activity），用有向边上的权值表示活动的持续时间（Duration），用顶点表示事件（Event）。对应算法的AOE网络，则是用顶点表示算法的不同阶段，用边表示算法的的各项操作，边的权值表示各操作的电路延迟，边的方向表示数据流向。



图3- 2 算法AOE模型

* + 1. 拓扑特征

[1] Elbirt, Adam J. "Reconfigurable computing for symmetric-key algorithms." (2002).

不再以行的形式映射，而是以异构组，这样就可以进行位置约束

异构组和轮函数的关系

异构组和按行扩展的区别

大算子和异构组、轮函数的关系

第三章中建立了算法的AOE模型，它是图模型的一种。这里的算法图建模则是基于顶点活动网（Activity On Vertex network，AOV），将算法的操作用顶点表示，算法的数据依赖用边来表示。可以很方便地将算法的数据流图转换成AOV网络，数据流图和AOV网络拥有完全一样的结构，只需要将数据流图的操作转换成AOV网络中的点，对这些点赋予对应的属性，然后将数据流图的数据流向转换成AOV网络中的有向边，这样就完成了数据流图到AOV网络的转换。



图5- 5

图xxx 算法AOV模型

**定义4.1（算法AOV图）：**一个架构图是一个二元组ALG=(V,E)，其中V是节点集，表示算法中的操作；E是边集，表示操作之间的数据依赖关系。

如图xxx所示，图中(a)是算法中的数据流程图的一部分，它标示了算法的各种操作以及数据方向，(b)则是与数据流图对应的算法图模型。表xxx列出了对应节点的属性，通过给(b)的节点赋予这些属性，(b)能够描述算法的完整信息。

表xxx 算法图结点属性

表5- 2

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 节点 | y | 操作属性 | 节点 | y | 操作属性 |
| v1 | 1 | xor | v5 | 3 | lut |
| v2 | 1 | sh | v7 | 1 | xor |
| v3 | 1 | lut | v8 | 1 | au |
| v4 | 2 | lut | v9 | 1 | xor |

两个模型，模型中有哪些参数表征了哪些特征，

Aoe模型，从这个模型中又能分析出哪些特征，

Aov模型

算法集中的算法体现出怎样的特征

哪些特征，这些特征值与架构、性能的关系；

位宽：决定PE的位宽

轮数：决定阵列的大小

特殊算子：算法支持

算子组合：PE功能组合的选择和算法映射性能

算子拓扑特征

算子在纵向和横向上的出现频率：异构的依据

1. PE设计方案

本章将在算法特征分析的基础上，对架构中PE设计提出一个初始的方案。这个初始方案确定了可重构密码处理器的执行阵列中异构组的大小，确定了异构组中每一个位置异构PE的种类以及这些不同种类PE的结构组成。根据S盒替换、置换、有限域乘法这三种操作在算法特征分析中表现出来的明显特征，初始方案中确定了S盒替换、置换、有限域乘法这三种运算单元的个数以及在异构组中的位置，这个结果是会在第五章的映射分析中进行验证。对于加法、移位、逻辑等操作，统计特征不明显，在初始架构中的每一个PE中都包含了这些单元，进一步的优化会在第五章的映射分析之后进行。章节的最后对这个初始PE方案进行了基于图的建模，这个图模型是第五章中映射算法的目标输入。

* 1. 设计方法

对于一个通用的可重构密码处理器，密码算法的统计特征决定了处理器的设计特征，比如处理器位宽、功能单元、互连方式等特征与算法的数据分组大小、算子种类、数据加密流程等密切相关。第三章中对算法集合中的分组加密算法进行了建模分析，算法的统计特征成为本章中PE方案的依据。

课题致力于在保证架构的算法支持和映射性能的前提下尽可能地减少架构的设计面积。算法的统计分析表明传统的可重构密码架构中存在很多单元冗余设计。在传统的同构设计中，在架构的任何位置的PE都包含了算法所需的全部功能；但是对于算法而言，某一种功能单元只会出现有限的几次，架构中这些功能单元的使用率很低，甚至有些功能单元根本不会被使用。本课题从两个方面避免这种功能单元冗余；首先在确定初始架构时对于位置信息比较明显的功能单元，只在有明确需求的位置上放置这些功能单元；其次对于那些位置特征不明显的功能单元，在制定初始架构方案时不进行确定，如传统的同构架构一样，所有的PE都包含这些功能单元，进一步的删除在进行算法映射后进行，算法映射统计结果为进一步删除这些位置信息不明显的功能单元提供依据。

* 1. 阵列拓扑结构

如图xxx所示，可重构密码处理器阵列由多个异构组重复迭代组成。每3个PE行和3个互连结构组成1个异构组，每1个PE行中包含4个PE。

对于87.2%的加密算法来说，4路并行的数据通路就可以是算法达到最大性能，只有少数的加密算法需要8路或16路的并行PE。在架构设计中，并行PE数的增加意味着阵列规模的线性增加；对于8路或16路的阵列，在大多数算法下，整个阵列的硬件利用率将非常低，因此架构中采用4路并行PE的设计方案。



图4- 1可重构密码架构阵列拓扑图

所有的分组加密算法都有一个共同的特征，算法的加解密过程都是由多个相同的轮函数迭代完成的，因此真正表征算法的特征的是这个轮函数。对于同构架构，所有的PE中都被堆砌了算法所需要的功能单元，因此它可以不用考虑算法中功能单元的位置信息。对于异构架构来说，理想的映射方式是一个算法轮函数映射到阵列的一个异构组中，阵列以异构组重复迭代单元，对应于算法的轮函数迭代。不多轮函数较复杂，无法再一个异构组中完成，那么只能用一个新的异构组去完成余下的部分，这种情况看起来比较糟糕，但是实际上只要对异构组进行合理实际就可以把大多数算法约束到一个异构组中完成。

*如表xxx所示，对算法的关键路径进行聚类分析后发现，大部分算法的轮函数的关键路径长度都在XXXX(3.156ns)范围以内。轮函数最大的延迟单元是有限域乘法Dg(1.2ns)；*

*三行选择理由：[Dr/Dg]=3*

表 延迟聚类中心算法分布情况

|  |  |
| --- | --- |
| *分组中心(ns)* | *算法：延迟(ns)* |
| *0.510667* | *RC5:0.601000 SPECK:0.460000 SIMON:0.471000* |
| *1.142235* | *AES:1.450、BLOWFISH:1.240、CAMELLIA:0.890、GOST:1.121、SM4:1.151、TEA:0.931、XTEA:0.931、LUCIFER:0.910、CLEFIA:1.440、ARIA:1.380、PRESENT:1.080、MACGUFFIN:0.911、SHARK:1.380、CS\_CIPHER:0.931、NUSH:0.892E2:1.400、KHAZAD:1.380* |
| *2.098455* | *DES:1.640、CAST128:1.721、TWOFISH:2.521、RC6:2.072、SERPENT:2.204、C2:1.782、SQUARE:1.880 M6:2.493、ICE:2.140、GRAND\_CRU:1.950* |
| *3.156* | *IDEA:3.360、SEED:3.090S、KIPJECT:2.680、Q:3.810、HIEROCRYPT\_L1:2.760、HIEROCRYPT\_3:2.760* |

* 1. 行间互连

可重构阵列行单元主要完成连续PE行的数据互连。如图4-xx所示是所用互联单元的结构图，整个互联单元由两个部分组成：

第一层主要实现数据的全互联选择，由16个20输入MUX构成，每一个MUX的20输入分别为上一个PE行的输出（12个）、通用寄存器堆（General Purpose Register File，GPRF）（4个）和外部输入接口（First In First Out，FIFO）（4个）。每一个20输入MUX需要5bit配置信息，第一层总共需要80bit配置信息。

第二层实现4个字节数据按字节重组，由16个字节移位器构成。每一个字节移位器的输入为第一层中某一个MUX的输出。每一个字节移位器需要2bit配置信息，第二层总共需要32bit配置信息。



图4- 2互联单元结构图

* 1. 异构组

异构组重复迭代构成处理器阵列，是整个架构设计的核心，…

如图xxx所示，每1个异构组中包含3个互连行和3个PE行。3个PE行共有12个PE，这12个PE分成5个不同的种类。



图4- 3异构组拓扑图

在确定初始PE方案时，根据算法中S盒替换、置换、有限域乘法这三种操作表现出来的统计特征，对对应的功能单元进行了位置裁剪。5类异构处理单元的不同表现在对S盒替换、置换、有限域乘法三类处理单元的包含上，具体见表xxx所示。

表 5类异构处理单元对比

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 处理单元类别 | | PE\_Type1 | PE\_Type2 | PE\_Type3 | PE\_Type4 | PE\_Type5 |
| 包含操作 | 逻辑单元(LOU) | **√** | **√** | **√** | **√** | **√** |
| 算术运算单元(ALU) | **√** | **√** | **√** | **√** | **√** |
| 移位单元(SH | **√** | **√** | **√** | **√** | **√** |
| 置换单元(PER) | **√** |  |  | **√** |  |
| S盒子替换单元(LUT) |  |  | **√** |  |  |
| 有限域乘法单元(GFM) |  |  |  | **√** | **√** |

从表xxx可以看出，5类异构PE中都包含了逻辑、算术、移位操作单元；PE\_Type1、PE\_Type4中包含了置换单元，PE\_Type3包含了S盒替代单元，PE\_Type4、PE\_Type5包含了有限域乘法单元。

算法集合中有6个算法的轮函数中有置换操作，这些置换操作表现出了很一致的位置特征，置换只出现在轮函数的开始或结束的位置，如表xxx所示，而且出现最大的比特级置换是64位，因此置换单元支持最大64bit置换。架构支持的最大数据位宽是128位，因此最多只会并行使用两个置换单元，因此确定在异构组的第1、3行的第1、2个PE中包含置换单元。

表xxx 置换操作在轮数中的位置信息

|  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 算法 | | Des | Present | Square | ICE | Grand\_Cru | Q |
| 置换操作出现位置 | 轮函数开始位置 | **√** |  | **√** | **√** | **√** | **√** |
| 轮函数结束位置 | **√** | **√** |  | **√** |  |  |

S盒替换单元是整个架构中的重要单元，75%的分组加密算法使用S盒替换操作来完成算法中的非线性变换，而且S盒替换单元的面积开销占据了整个架构的相当部分，因此很有必要对S盒替换单元进行位置优化。算法的统计特征表明，S盒替换操作一般出现的位置是轮函数的中间位置，77.78%的算法在查表前进行了秘钥加操作；查表后则主要进行移位、字节变换、有限域乘法等操作；没有一个算法将S盒替换操作作为轮函数的开始或者结束。因此在异构组的第1、3行放置S盒查表单元是不合理的，异构组中只有第2行中含有S盒查表单元。

有限域乘法在AES算法中引入，随后出现的加密算法广泛使用该结构；包含有限乘法的算法有AES、TWOFISH、CLEFIA 、ARIA、SQUARE、SHARK 、GRAND\_CRU、KHAZAD、HIEROCRYPT\_L1、HIEROCRYPT\_3。在这些算法中有限域乘法都紧跟在S盒查表操作之后，因此有限域乘法应该出现在紧跟在S盒查表操作行之后，对应于异构组中的第3行。

如表xxx所示，在轮函数中，各类处理单元的前后出现概率最高的操作是抑或操作，因此除了逻辑操作单元本身除外，其它的处理单元的前后都串行连接了抑或操作，这样可以有效减少算法映射时所需的行数。

表xxx 不同的算子组合概率

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 操作 | 后向组合概率分布 | | | | 前向组合概率分布 | | | |
| 组合 | 概率 | 组合 | 概率 | 组合 | 概率 | 组合 | 概率 |
| 算术运算(AU) | MAS-XOR | 75% | MAS->SH | 25% | XOR->MAS | 56% | SH->MAS | 31% |
| 移位(SH) | SH->XOR | 47% | SH->MAS | 33% | XOR->SH | 67% | AU->SH | 27% |
| 置换(PER) | PER->XOR | 83% |  |  | XOR->PER | 67% |  |  |
| S盒子替换(LUT) | LUT->XOR | 37% | LUT->SH | 15% | XOR->LUT | 78% | MAS->LUT | 11% |
| 有限域乘法(GFM) | GFM->XOR | 70% |  |  | LUT->GFM | 70% | XOR->GFM | 10% |

* 1. 处理单元

处理单元是架构中的最小执行单元，它包含算法需求的各种功能单元：算术单元（AU）、移位单元（SH）、置换单元（PER）、S盒替换单元（LUT）、有限域乘法单元（GFM）、逻辑单元（LOU）以及这些单元串联的抑或操作。



图xxx 带全功能的处理单元

图xxx是一个带全功能的处理单元，根据4.1.4中对异构组的分析可知，异构组中共有五类不同的执行单元，这些执行单元在置换单元（PER）、S盒替换单元（LUT）和有限域乘法单元（GFM）的包含上会有所差异。从这个全功能的处理单元中删除某些功能单元就可以得到异构组中的五类处理单元。为了易于描述，下面会描述这个全功能的处理单元。

处理单元中有5个32位的输入：in0、in1、in2、in3、Reg\_in0；其中in0、in1、in2、in3这4个输入来自上一行的互连，传输上一行处理后的数据；Reg\_in0来自寄存器堆，主要用来传输寄存的中间数据以及算法的秘钥。处理单元中有4串联的数据通路最多需要四个输入，因此用4个2输入mux从5个输入中选出4个待处理数据。

处理单元有两个输出out0和out1，输出到互连单元作为下一行的输入；异构组的第三行处理单元有一个额外的输出Reg\_out0，输出到寄存器堆，用来寄存运算中间数据。每一个输出数据可以来自处理单元并行通路中任何一个，因此在输出端有2个6输入mux来选择输出。

*表xxx 处理单元控制信号分配*

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| *控制信号* | *位数* | *对应功能单元* |
| *control[xx:xx]* | *x* | *算术单元* |
| *control[xx:xx]* | *x* | *逻辑单元* |
| *control[xx:xx]* | *x* | *移位单元* |
| *control[xx:xx]* | *x* | *置换单元* |
| *control[xx:xx]* | *x* | *S盒替换单元* |
| *control[xx:xx]* | *x* | *有限域乘法单元* |

*对处理单元的映射分配做说明*

* 1. 功能单元

处理单元中有6条独立的数据通路，这6条数据通路都对应着不同的功能单元：算术单元（AU）、移位单元（SH）、置换单元（PER）、S盒替换单元（LUT）、有限域乘法单元（GFM）、逻辑单元（LOU）。接下来分别介绍这这些功能单元的结构。

* + 1. 逻辑单元

对算法分析获取的逻辑操作使用特征如表xxx所示；所有的算法都使用了抑或操作，与操作和或操作只有很少数的算法使用，没有算法使用到非操作。

表xxx 逻辑操作统计信息

|  |  |
| --- | --- |
| 逻辑操作 | 使用频率 |
| XOR | 100.00% |
| NOT | 0.00% |
| OR | 2.80% |
| AND | 8.30% |
| XOR->XOR | 30.56% |
| XOR->XOR->XOR | 17.00% |

对于逻辑操作的级联，有30.56%的算法中含有双抑或操作，有17%的算法中含有三抑或操作；为了支持多抑或操作，如图xxx所示，逻辑单元中对抑或操作进行了可选择的三级级联。



图xxx 逻辑单元结构

如图xxx所示，结构中共有7路数据，因此需要一个8输入mux，共需要3位配置位。对应的配置信息和操作功能如表xxx所示。

表xxx 逻辑单元的配置信息分配

|  |  |
| --- | --- |
| 控制信号 | 操作 |
| 000 | ir0⊕ir1 |
| 001 | ir0⊕ir1⊕ir2 |
| 010 | ir0⊕ir1⊕ir2⊕ir3 |
| 011 | ir0|ir1 |
| 100 | ir0&ir1 |
| 101 | Ir2直通 |
| 110 | Ir3直通 |

* + 1. S盒替代单元
    2. 算术单元

算法分析表明，有47.22%的算法使用了算术单元，其中有88.2%是32位运算，对应模运算，11.2%是16位运算，对应模运算。因此在进行结构设计时同时兼容了8、16和32三种位宽的运算需求。如图xxx所示，算术单元可以根据算法需求配置成模、模和模运算。算术运算前后出现抑或操作的概率分别是56%和75%，因此与其它功能单元一样，算术单元的前后都串联了抑或操作。



图xxx 算术单元结构

算术单元中有3个2输入mux，需要3位配置位，AU需要两位配置位；共需要5位配置信息。

表xxx 算术单元的配置信息分配（部分）

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 控制信号 | | | | 操作 |
| AU | Mux2 | Mux1 | Mux0 |
| 00 | 0 | 0 | 0 | (ir0+ir2) modulo |
| 00 | 0 | 0 | 1 | ((ir0⊕ir1)+ir2) modulo |
| 00 | 0 | 1 | 1 | ((ir0⊕ir1)+ (ir1⊕ir2)) modulo |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |

* + 1. 置换单元

比特置换被DES、PRESENT等算法用来完成非线性变换，同时还有组合，扩展的功能。输入为2个32位数据，输出为2个32为数据或1个64位数据。置换还可以完成某些不容易实现的操作，基于比特的置换操作可以轻松完成很多不容易实现的复杂逻辑操作。



图xxx 置换单元

置换单元由一个64位的BENES（无阻塞）网络和4组异或逻辑构成，每一组抑或逻辑还对应一组2输入mux。如式xxx所示，64位BENES所需的配置位为352位，因此整个置换单元共需352+4=356位配置信息。

BENES (N).length = (N/2)\*(2\*log2 (N)-1)

* + 1. 移位单元

在分组加密算法中使用最多的移位操作是32比特的移位和循环移位，占总共的83.3%。只有16.7%的算法的移位运算时8比特的，因此课题中提出的移位只支持32比特的操作，少量使用到8比特移位运算的算法可以使用置换单元来代替实现。

如图xxx所示，移位单元输入两个32比特的数据，其中一个是操作数，一个是移位比特位数。移位单元支持左移位、右移位、左循环移位和右循环移位。



图xxx 移位单元

整个数据通路需要4比特的控制信息，具体的含义如下表所示。

表xxx 移位单元控制信息(部分)

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| 控制信号 | | | 操作 |
| mux1 | SH | mux2 |
| 0 | 00 | 0 | ir0<<ir2 |
| 0 | 00 | 1 | (ir0⊕ir1)<<ir2 |
| 0 | 01 | 1 | (ir0⊕ir1)>>ir2 |
| 0 | 11 | 1 | (ir0⊕ir1)>>>ir2 |
| 1 | 11 | 1 | ((ir0⊕ir1)>>>ir2)⊕ir3 |

* + 1. 有限域乘法单元

有限域乘在分组加密算法中的出现频率比较高，比较常见的使用了有限域乘法的算法有AES、TWOFISH、CLEFIA、ARIA、SQUARE、SHARK等。这些算法中出现的运算都是在域上，因此本文中的有限域乘法只支持上的乘法运算。

* 有限域上的乘法

在上，我们设f(x)是不可约多项式，则f(x)被称为域多项式，中的元素可以看作是小于n次的多项式。设上的两个元素为：

定义两者的乘积为：

其中：

根据乘法定义，上的乘法本质上是多项式中对应的系数进行运算，目前实行的基本方法是采用“Shift-and-add”算法[xx,xx]。算法执行多次移位，且加法是串行操作。算法实质上是根据乘数，将被乘数不断移位后，将每个结果作模2加，得到原始乘积，再进行模运算，就可以得到最终乘法结果。在现实中，移位分为左移与右移两种方式，并且通常采用边移位边做模运算的方式进行。使用向左移的方式时，根据乘数的第i位的值来确定移位的位数，若第i位上的数为1，那么被乘数左移i位；若第i位上的数为0，那么被乘数不运算。由上述分析可知，利用逻辑左移可以很容易实现被乘数移位，同时对每次的移位结果进行模运算，最后将每个结果模2加得到最终结果。“Shift-and-add”算法描述如图xxx所示：

根据有限域的性质以及移位相加“Shift-and-add”算法，对于具有任意不可约多项式的有限域上的乘法，假设多项式x乘以a(x)有：

(xxx)

由上式（xxx）可得：

(xxx)

|  |
| --- |
| Shift-and-add 算法描述 |
| Input：二元多项式a(x)、b(x)，最高次项系数最多为(n-1)  Output：c(x)=a(x)b(x) mod f(x)  (1)c<-0  (2)for i=n-1 to 1 do  if =1 then c<-c+b  c=cx mod f(x)  (3)if =1 then c<-c+b  return (c) |

图xxx Shift-and-add 算法描述

由式（xxx）可获得任意不可约多项式的域的乘法电路。将x乘法电路依次串联起来，便可得到域上任意不可约多项式的基本乘法运算电路。将这样的多个基本乘法运算电路并联以及异或操作，便组成了乘法矩阵运算电路[xx]。

* 电路结构

域上的乘法单元电路结构如图xxx所示。电路分为两部分，分别是域矩阵乘法电路和静态配置寄存器。域矩阵乘法电路模块负责完成域上的矩阵乘法运算工作。静态配置寄存器的功能是完成域上乘数多项式及不可约多项式信息的存储工作，这也是图中静态配置寄存器的作用。

分组密码算法实际应用中，域上的乘法通常会使用在矩阵乘法形式表示，乘数多项式以及不可约多项式是较为固定的。因此，对这两种运算参数采取静态配置的形式读入到有限域乘法运算电路中。对分组算法的分析发现，在一个4X4的矩阵中，乘数为4x4x8=128比特，不可约多项式信息则为8比特。架构中有四条通路，因此静态配置寄存器大小为4x136比特。



图xxx 域乘法电路整体电路图

根据公式xxx可以得到对于任意不可约多项式域上的x乘法电路。如图xxx所示。



图xxx 域x乘法电路

（f7,…,f1,f0）是不可约多项式的低8位，将图xxx描述的电路定义为xtime，那么将7个xtime电路依次串联起来，再将结果进行三级抑或，就可以得到如图xxx所示的域上任意不可约多项式的乘法运算电路。称它为基本有限域乘法电路，记为GF28Mult。



图xxx 基本有限域乘法电路

f[7:0]即为xtime电路中的（f7,…,f1,f0），是不可约多项式的低8位，a[7:0]和b[7:0]表示域上的两个相乘的多项式。由电路结构图可以发现，a、b和f都是可以实时输入的，因此该电路结构可以完成域的任意不可约多项式的乘法。

在分组加密算法中通常将所有的8比特的乘数多项式以固定的矩阵方式给出，表示为矩阵乘法的形式。因此，如图xxx所示，四个基本有限域乘法电路并联，输出结果再进行异或操作，这样便得到了矩阵乘法中l行×l列的8比特效果。迸一步，将该电路进行4路并联，输入128比特的乘数多项式、32比特的运算数据以及8比特的不可约多项式便可以完成完整的矩阵乘法运算。



图xxx 有限域矩阵乘法电路(1行x1列)

* 1. 本章小结

1. 算法映射分析与PE方案优化
   1. 可重构架构映射概述

应用映射是可重构设计的一个主要难题，在可重构架构上处理数据密集型应用要求较高的吞吐量和并行性，采用手动的方法将应用映射到可重构架构上不仅费时并且容易出错，当算法集合增大时，大量的映射变得非常繁琐。手工映射需要映射人员对架构有清晰的认识，不容易掌握，而且在架构进行微调时，所有的映射要重新进行，出现大量的重复性工作。另一方面，拥有高效的自动化映射工具允许架构设计人员对架构进行大规模的应用样本映射测试，根据映射结果反馈，对架构进行优化调整。因而设计高效的自动化工具是可重构架构设计的一个关键问题。

* + 1. 问题模型

应用可用数据流图（Data Flow Graph，DFG）表示，在DFG中每个节点表示应用中的某一个运算操作，有向边表示两个操作间的数据依赖关系和数据流向。应用到可重构阵列上的映射包括三个部分：DFG中的节点到可重构阵列上的PE的映射；DFG中的有向边到PE间互连的映射；数据到局部存储的映射。图xxx给出了一个应用到可重构阵列上的映射，图中的R表示该PE不进行运算，作为路由使用。



图5- 1

通常将应用映射到可重构阵列上需要考虑体系结构上的几点制约因素：

* 阵列

阵列的规模，即阵列上的资源数量，直接决定应用操作的并行度和吞吐量，较大的应用映射到资源数较少的阵列上时，需要根据资源数量对应用算法进行划分，在不同划分里的运算需要对可重构阵列进行配置切换才能继续执行。另一个关键因素是阵列的拓扑结构，包括阵列的横向执行单元的个数，这决定了应用可以在阵列上映射的数据宽度；阵列的纵向深度，这在应用进行流水展开时决定了可以映射的流水级数。

* 处理单元

每一个都有多个功能单元资源，功能资源包括单操作的功能单元例如移位器和支持多种操作的功能单元如一些功能单元组合操作。在异构的可重构阵列中，一些面积开销大的功能单元如S盒替代单元只存在阵列中的部分处理单元中，因而不是所有的操作都能映射到任意的处理单元上，部分操作只能由特定的处理单元完成。

* 局部存储器

通常上多个通过总线来共享一个局部存储器，总线的带宽有限，不能在一个周期来完成所有PE的数据获取，因此在映射时要考虑这种总线带宽限制。

* 互连网络

可重构阵列中PE间的互连资源是有限的，不是所有的PE间都可以直接互连；在某些时候还需要将某一个PE作为路由使用。互连网络结构是应用映射时通信路径选择的主要约束因素。

本文提出的可重构密码处理器上应用映射的特点

1. 可重构密码处理器阵列的互连是有导向的，数据从阵列的第一行输入，第一行的输出结果给第二行，数据经过整个阵列从最后一行输出。因此在映射时从阵列的第一行出发，数据流向和阵列的互连导向一致。
2. 可重构密码处理器阵列上的映射属于空间映射，密码算法会被循环展开，在架构上进行流水展开映射。
3. 行间的互连不是硬连线，而是数据选择。可以选择某条路径到达下一行的任何位置，但不可以同时到达所有的位置。也就是从某一个点出发的所有连线是互斥的，不可约同时存在，每一次只能互连到一个位置。
4. PE内部功能更复杂，不只是单个运算到单个PE的映；PE内部有很多组合功能设计，应用中的多个组合的功能会被同时映射到一个PE中。
5. 单个PE的输入不唯一、功能不唯一，也就是说在输入允许的情况下，横向上并行的多个功能可以被映射到同一个PE。
6. 可重构密码处理器阵列被设计成行间异构、列间异构。这样的不一致性结构在架构描述、映射算法上都有特异性。

决定方法的变化

* + 1. 研究现状

将循环映射到时，根据映射目标架构的不同，有两种常用的映射方法：时间映射（temporal mapping）和空间映射（spatial mapping）。

时间映射适用于处理单元只有一个或者一行的可重构处理器的架构。时间映射的方法将整个循环体映射到一个PE或一行PE上，每PE个或每行执行不同迭代次数的循环。PE要顺序执行多个操作，每执行完循环的一次操作就要进行一次重构，动态配置下一级的操作功能。时间映射方法的特点有：

* 由于循环的所有操作都在一个PE或一行内完成，不需要考虑PE间的数据互连；
* 可以直接利用传统的编程编译方法完成循环的映射；

这类CGRA映射问题[ V1-V3]的方案来自于VLIW架构的编译技术，它利用了VLIW中的时间流水模调度算法和VLIW中的存储共享特征。

空间映射的方法适用于可重构阵列架构，它将循环中的每个操作一次性映射到CGRA的PE阵列上，每个PE只绑定循环中的一个操作，只执行一种固定的操作，整个循环执行的过程中只用配置一次，不需要在经过重新的配置执行其他操作。空间映射的方法有以下特点：

* 能够充分利用CGRA计算资源和并行运算的能力，并行执行循环体的多次循环；
* PE只需要完成一个固定的操作，重构的开销小，整个循环的过程不需要进行重构；
* 操作节点的布局要充分考虑各个操作间的数据依赖关系和CGRA的互连资源，布局复杂，并且要使用较多的互连资源；

这类CGRA映射问题的研究更为广泛，最开始的方案灵感来自FPGA[v4-v5]综合里的布局布线技术，但是CGRA本身和FPGA有很大不同的，具体来说，CGRA中的互连线大部分是固定的，而FPGA中是可配置的；因此基于FPGA综合里的布局布线技术在固定的互连在寻找路由变得很困难。后来的一些映射方法主要来自于图论领域，[V6 ]利用子图同构算法获取DFG图到架构图之间的映射候选集；SPKM [V7] 引入分裂和外扩的方式 [V8] ，它将应用看成一个集合，每一次向外扩展一个点，余下的点作为新的扩展集合，一直到集合中的点全部外扩完毕。类似的图论方案还有如[V9]中的子图同胚[V10(134)]以及EPIMap[V10(56)]中的图满射技术。

本文中的可重构密码处理器是架构中包含PE阵列，因映射时将密码算法循环展开以流水的形式映射到阵列上，因此本文中的应用映射问题为空间映射。根据上小节总结的架构特征，本文选用适用性更好的子图同构算法作为映射的依据，子图同构算法能够在异构的不规整架构中找出所有的可能映射方案，然后再通过一定的映射规则找出资源使用最少的方案作为最终映射方案。

* 1. 基于子图同构的映射方案
     1. 子图同构基本概念
* 基本定义

**定义5.1（图）：**一个图是一个四元组，其中，

1. 称为G的顶点集，其元素称为顶点或结点；
2. 称为G的边集，其元素称为边；
3. 为图G的顶点标记函数，说明顶点与其标记的对应关系；
4. 为图G的边标记函数，说明边与其标记的对应关系。

**定义5.2（子图）：**一个图 为图的一个子图，记为，如果有：

1. ；
2. )；
3. ；
4. 。

此时，我们也称图为图的一个超图。

**定义5.3（图同构）：**图和图是同构的，记为，如果存在一个双射函数，使得：

* 1. ；
  2. 。

这样的函数也称为图与的图同构。例如，图xxx中A和B两个图同构。



图5- 2

图 xxx 图同构的示例

**定义5.4（子图同构）：**给定图与的一个图同构以及另一个图，如果，则为图与的一个子图同构。图xxx是一个子图同构的示例，S是G的一个子图，它包含了G中顶点集的一个子集，而且S中顶点的连接方式与G中相同，所以称S是G的一个同构的子图。



图5- 3

图 xxx 子图同构的示例

* 复杂度分析

在理想情况下，问题都可以在多项式时间（也称为P时间）内解决。这意味着对于解决一个含有n项的问题，存在c，z，g几个常量，算法T所需时间受以下公式下公式[Vxx]的限制：

其中常量z是我们真正感兴趣的，它通常被叫做“增长因子”。它表示当n增加时算法预期增多的额外时间的数量。例如当z =1，n加倍时，算法所需的时间也加倍。

但是子图同构被证明是一个NP完全问题，即在最坏情况下，判定两个图子图同构所需时间与图中所包含的节点数量成指数增长关系。也就是说，最坏情况下解决子图同构问题的时间复杂度为，其中 n 为规模较大的图中的节点个数。

虽然子图同构问题具有先天的复杂性，但是由于可重构密码处理器映射本身的一些特性可以使问题的复杂度降低。

1. 算法图和架构图都是有向图，而且有明确的起点和终点，这样架构图中的算法图候选集非常有限。
2. 架构图中没一个结点（PE）的输入输出很有限，而且结点只有相邻才有互连，因此图的边集很小，这也简化了算法的复杂度。
3. 在本架构中一共只有5类PE，而且边没有属性，降低了图标记的难度。
   * 1. VF2子图同构算法

图的同构判定是图论学科的基本同题之一，文献[x-x]对这个问题进行了充分的研究。文献[x]提出了Ullmann算法，它是一个可前向剪枝的带有回溯的树搜索过程；文献[x]提出的VF2算法同样基于搜索方法，它利用一个快速计算的启发式规则进行剪枝，这使其性能得到显著提升。

表xxx Ullmann算法和VF2算法对比

表5- 1



VF2算法的核心思想是搜索加剪枝，重点就在于如何剪枝。状态s存储搜索过程中的部分匹配，以及算法需要的其它数据。代表中间状态，和表示当前状态s的部分匹配中图和图中的点，整个算法流程如图xxx所示。

|  |
| --- |
| 1) PROCEDURE Match(s)  2) 输入：中间状态，初始状态满足  3) 输出：两个图之间的所有匹配  4) IF M(s) 覆盖了的所有结点  5) 输出M(s)  6) ELSE  7) 计算可以被包含到M(s)中的候选点对集合P(s)  8) FOREACH P(s)中的点对p  9) IF 候选点对满足加入M(s)的所有约束规则  10) 将p加入M(s)，计算  11) CALL Match()  12) END IF  13) END FOREACH  14) 恢复数据状态  15) END IF  16) END PROCEDURE Match |

图5- 4

图xxx VF2子图同构算法流程

初始化时状态是，是空集，即还没有任何匹配；之后递归的进行搜索。如果当前状态s代表的部分匹配包含了中的所有节点，则已经找到了在中同构的子图，搜索结束；否则，在当前的局部匹配基础上，再匹配一个点。找出所以可能进行匹配点对集合；对于每一个匹配对p，检查加入匹配p是否可行，即加入p后，两个图还是否同构，以及加入p之后，是否还有扩展的可能性；如果加入匹配p可行，则将p加入s，递归调用Match()，继续搜索。如果若干次调用Match()后都没有找到同构的子图，则说明当前状态不可能扩展出可行的子图同构匹配；所以将生成新状态时加入的两点匹配p从s中删除，回溯到上一个状态。

在上述算法流程中，新加入的匹配p，我们要检验其加入的可行性，从而对搜索空间进行剪枝，来提高算法的效率。

先约定几个符号：和表示图和图中的点集。n和m分别表示图和图中的点。表示点n在图G中的前驱，表示点n在图G中的后继。和表示状态s在图和图中，指向当前已经匹配的点集的所有边的源点集合。和表示状态s在图和图中，从当前已经匹配的点集出发的所有边的终点集合。，即当前状态s在图中已经匹配的点集的所有一步邻居。，即图中，除了s中已经匹配的点，和这些点的一步邻居以外的点。

新加入的点p需要同时满足五个规则：-











和保证加入新的匹配对p后，两个子图仍然是同构的。设新加入的匹配对是(n,m)，则对于n在图中的所有前驱（或后继），必须能在图中m的前驱（或后继）里有相应的点与之对应。同样，对于m在图中的所有前驱（或后继），也必须能在图中n的前驱（或后继）里有相应的点与之对应。

、和都是剪枝策略。其中表示求集合中元素的个数。和表示n在（或）中的前驱（或后继）的数目，必须大于等于m在（或）中的前驱（或后继）的数目。如果不满足，则说明对于图中新匹配的点m，其邻居个数是大于图中n的邻居个数的，最终必然无法完全匹配图中所有的点。

跟和思想类似，只不过考虑的两步邻居。具体是，和中的考虑的邻居是和中的邻居。这些点既跟n相邻，又跟当前匹配中的其他点相邻。而考虑的邻居，是只跟n相邻，跟当前匹配中其他店不相邻的邻居。这样细粒度的考虑的好处是可以更细粒度的剪枝，从而提高剪枝效率。

算法的搜索空间主要由候选点对集合P(s)决定，在没一个状态s下都对应不同的搜索空间。候选点对的规则为：

1. 如果和都不为空，则取这两个集合中的所有点两两组合，生成候选匹配对集合；
2. 如果和两个集合都为空，若和都不为空，则取这两个集合中的所有点两两组合，生成候选匹配对集合；
3. 如果上面四个集合都为空（对于非连通图会出现这种情况）。则只能找两个图中所有没有匹配的点两两组合，生成候选匹配对集合。

细粒度的分类讨论，可以尽量减少单次生成的候选匹配对的数量。否则如果每次都按上面第三种方式生成，则每次递归都会生成很多之前生成过的匹配对，造成重复计算。

Conte, Donatello, et al. "Thirty years of graph matching in pattern recognition."*International journal of pattern recognition and artificial intelligence* 18.03 (2004): 265-298.

Ullmann, Julian R. "An algorithm for subgraph isomorphism." *Journal of the ACM (JACM)* 23.1 (1976): 31-42.

Cordella, Luigi P., et al. "A (sub) graph isomorphism algorithm for matching large graphs." *Pattern Analysis and Machine Intelligence, IEEE Transactions on* 26.10 (2004): 1367-1372.

* + 1. 算法图建模

第三章中建立了算法的AOE模型，它是图模型的一种。这里的算法图建模则是基于顶点活动网（Activity On Vertex network，AOV），将算法的操作用顶点表示，算法的数据依赖用边来表示。可以很方便地将算法的数据流图转换成AOV网络，数据流图和AOV网络拥有完全一样的结构，只需要将数据流图的操作转换成AOV网络中的点，对这些点赋予对应的属性，然后将数据流图的数据流向转换成AOV网络中的有向边，这样就完成了数据流图到AOV网络的转换。



图5- 5

图xxx 算法AOV模型

**定义4.1（算法AOV图）：**一个架构图是一个二元组ALG=(V,E)，其中V是节点集，表示算法中的操作；E是边集，表示操作之间的数据依赖关系。

如图xxx所示，图中(a)是算法中的数据流程图的一部分，它标示了算法的各种操作以及数据方向，(b)则是与数据流图对应的算法图模型。表xxx列出了对应节点的属性，通过给(b)的节点赋予这些属性，(b)能够描述算法的完整信息。

表xxx 算法图结点属性

表5- 2

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 节点 | y | 操作属性 | 节点 | y | 操作属性 |
| v1 | 1 | xor | v5 | 3 | lut |
| v2 | 1 | sh | v7 | 1 | xor |
| v3 | 1 | lut | v8 | 1 | au |
| v4 | 2 | lut | v9 | 1 | xor |

* + 1. 架构图建模

上一小节中采用有向图对算法进行建模，利用图的节点描述算法中算子，图中的边描述数据依赖。完成算法的图建模后就可以利用图论算法来提取算法的某些关键特征为架构设计提供依据。在可重构架构中，同样可以对架构进行图建模，利用节点描述PE，边描述架构中的互连。这样算法和架构有了相同的基于图的描述方式，利用图论中的匹配算法可以完成算法到图的匹配映射[1][2]，第五章将会详细讨论算法在架构图上的映射验证问题。

**定义4.2（架构图）：**一个架构图是一个二元组ARG=(V,E)，其中V是节点集，表示架构中的PE；E是边集，表示架构中的数据互连。

和算法图相比，架构图中的节点具有更复杂的功能属性和位置属性，架构图中的边网络也更加庞大。

初始架构中定义了5类PE，因此架构图中的节点有五类不同的功能属性，在架构图中用字符串进行描述。如表4.xx所示，PE\_type1的功能呢属性的字符串描述了第一类PE的19中功能，在进行算法图节点和架构图节点进行匹配时，算法图节点的功能属性必须是架构图节点功能属性的子集，也就是架构图节点对应的PE能够提供算法节点所需的功能，在属性比较时，算法图节点属性字符串是架构图节点属性字符串的子串。架构图中的（x，y）位置属性标识了该节点对应的PE在架构中的位置。在完成算法映射匹配时根据这些位置信息从多个匹配中选择出占用最少行、列资源的结果。

表xxx 架构图结点属性

表5- 3

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| PE（节点） | x | y | 功能属性 |
| PE\_type1 | 1 | 1,2 | au\_xorau\_auxor\_xorauxor\_xorxorau\_xorxorauxor\_sh\_xorsh\_shxor\_xorshxor\_xor\_xorxor\_xorxorxor\_or\_and\_bn\_xorbn\_bnxor\_xorbnxor\_ |
| PE\_type2 | 1 | 3,4 | au\_xorau\_auxor\_xorauxor\_xorxorau\_xorxorauxor\_sh\_xorsh\_shxor\_xorshxor\_xor\_xorxor\_xorxorxor\_or\_and\_ |
| PE\_type3 | 2 | 1,2,3,4 | au\_xorau\_auxor\_xorauxor\_xorxorau\_xorxorauxor\_sh\_xorsh\_shxor\_xorshxor\_xor\_xorxor\_xorxorxor\_or\_and\_lut\_xorlut\_lutxor\_xorlutxor\_ |
| PE\_type4 | 3 | 1,2 | au\_xorau\_auxor\_xorauxor\_xorxorau\_xorxorauxor\_sh\_xorsh\_shxor\_xorshxor\_xor\_xorxor\_xorxorxor\_or\_and\_bn\_xorbn\_bnxor\_xorbnxor\_gfm\_xorgfm\_gfmxor\_xorgfmxor\_ |
| PE\_type5 | 4 | 3,4 | au\_xorau\_auxor\_xorauxor\_xorxorau\_xorxorauxor\_sh\_xorsh\_shxor\_xorshxor\_xor\_xorxor\_xorxorxor\_or\_and\_gfm\_xorgfm\_gfmxor\_xorgfmxor\_ |

如图xxx所示为一个异构组的图模型，每一行的4个PE被抽象成四个点，每个点有与PE对应的功能属性，行与行之间的互连被抽象成从上一行到下一行的有向边，架构中的行间互连支持数据从上一行的PE到下一行的任意一个PE，因此在图模型中上一行的每一个点都有一条有向边到下一行的任意一个点。



图5- 6

图xxx 异构组的图模型

[1]沈来信, 曾国荪, and 王伟. "基于分层超图的可重构体系结构模型." *计算机科学*40.4 (2013): 26-30.

[2]沈来信, and 王伟. "基于算粒感知的可重构体系结构." *Computer Engineering*39.9 (2013).

* + 1. 基于VF2算法的映射方案
       1. VF2算法适应性调整

子图同构是指在模板图中存在一个和查询图同构的子图，根据公式xxx可知同构是一个双射关系。在算法图和架构图匹配中，目标是从架构图中找出一个图，这个图包含算法图，但不要求同构，包含是一个从算法图到架构图的单射关系。因此在约束上，映射匹配的约束比子图同构弱。

图xxx描述了架构图和算法图的包含关系，映射{(v1+v2, a1), (v3, a5), (v4, a6), (v5, a7), (v6+v7+v8, a9)}中架构图的子图{a1, a5 ,a6, a7, a9}和对应的算法图不同构，子图中的多条边在算法图中没有对应的边存在，这只满足单射关系。

VF2算法的和规则对图同构的双射关系进行了约束，因此对于映射算法必须对这两个放宽这两个规则，新的规则如下：





在新的规则中，只要求图（架构图）中包含图（算法图）对应的前驱和后继，反向则不再约束。



图5- 7

图xxx 架构图和算法图的包含关系

单纯的VF2算法不考虑点的属性问题，规则和只保证了对应点的前驱和后继的对应关系，它不保证架构图中的点能提供算法图对应的点所包含的操作属性。在进行算法图和架构图建模时，用字符串来描述图中节点的功能属性，因此架构图节点功能属性字符串要包含算法图的操作属性字符串，增加一个属性约束规则如式xxx所示，其中attr(x)表示节点x的功能属性。



* + - 1. 最优匹配约束规则

架构图对算法图满足包含关系的子图可能成千上万，这些子图都满足基本的映射要求，但并不都是我们所需要的。映射要考虑行资源、列资源、互联资源的成本，还要考虑映射聚集等因素。在本文提出的映射方案中主要考虑了5类约束，满足这5类约束的最终结果满足使用最少的行、列资源，最简单的数据互连，以及尽可能往架构的右上聚集。

对算法图中的节点加入拓扑信息a，v.a表示算法图中的点v出现在横向上的位置；对架构图中的节点加入拓扑信息（x, y），其中v.x表示架构图中点v代表的PE出现在纵向上的位置，v.y表示架构图中点v代表的PE出现在横向上的位置。S表示匹配算法找出的所有可能的匹配集合， 为S中的一个元素，表示一个有效的匹配；(,)表示一个有效匹配中的一个匹配点对。











从候选集中找出所有满足R=max(x)=min(max(x))的映射

这是映射最优选择的第一个条件，它保证选出的候选集的映射占有最少的行数

规则2

从候选集中找出所有满足C=max(y)=min(max(y))的映射

它保证选出的候选集的映射占有最少的列数

规则3

)

在最少列数的基础上使映射尽可能靠左

规则4

对于映射点对集合M(a(m，n)，b(x，y))

)

尽量靠上

规则5

对于映射点对集合M(a(m，n)，b(x，y))

最少交叉

**e) 算法图和架构图的匹配，或者说如何映射，这是这几天正在讨论的问题，为什么没有涉及？**

构建了算法图和架构图后，采用下面几篇论文中使用的子图同构（或者近似子图同构）的映射方案

[1]Clark, Nathan, et al. "Scalable subgraph mapping for acyclic computation accelerators." Proceedings of the 2006 international conference on Compilers, architecture and synthesis for embedded systems. ACM, 2006.

[2]Hamzeh, Mahdi, Aviral Shrivastava, and Sarma Vrudhula. "EPIMap: using epimorphism to map applications on CGRAs." Proceedings of the 49th Annual Design Automation Conference. ACM, 2012.

[3]Tuhin, Mohammed Ashraful Alam, and Theodore S. Norvell. "Compiling parallel applications to coarse-grained reconfigurable architectures." Electrical and Computer Engineering, 2008. CCECE 2008. Canadian Conference on. IEEE, 2008.

[4]Brenner, Janina A., Sándor P. Fekete, and Jan C. Van Der Veen. "A minimization version of a directed subgraph homeomorphism problem."Mathematical Methods of Operations Research 69.2 (2009): 281-296.

* 1. 映射结果分析与PE方案优化
     1. 算法映射结果分析
     2. 基于映射结果的PE方案优化

**c) 架构探索空间是多大？支持多大的灵活度？灵活度越大，建模（图表示）复杂度、难度越大，同时可能获得的最佳面积效率也越高，这一块如何考虑的？**

**d) 在算法集给定的前提下，在初始架构基础上逐步形成优化后的架构，这个过程是怎样的？这个过程如果说是经过多轮迭代，每轮迭代的变化是什么？如何收敛？**

功能单元：分析算法集的映射结果，统计架构中每一个PE中的功能单元的使用频率，消除没有被使用的单元

互连：在初始架构中提供高灵活度的互连，算法映射完毕后，分析算法集的映射结果，统计架构中互连线的使用频率，消除没有被使用的互连

* 1. 本章小结

1. 优化PE方案的验证与分析
   1. PE实现与性能分析

PE的RTL实现分析，各个单元的面积和延迟，关键路径等分析

* 1. 算法映射结果

使用映射工具对算法集映射的结果

* 1. 与不同架构的对比

功能单元减少，这些减少的功能单元占原来架构的百分比（也就是说这种新设计可以为原架构减多少面积）

1. 功能单元消耗对比

算法集在不同架构的映射下阵列所需要的功能单元统计

课题中的架构优化的粒度是功能单元，因此这个表能直接说明课题的优化方案达到的效果

|  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 架构 | 算法 | 功能单元使用 | | | | | |
| AU | SH | PER | LOU | LUT | GFM |
| 本文 | AES |  |  |  |  |  |  |
| DES |  |  |  |  |  |  |
| IDEA |  |  |  |  |  |  |
| BLOWFISH |  |  |  |  |  |  |
| CAMELLIA |  |  |  |  |  |  |
| CAST128 |  |  |  |  |  |  |
| GOST |  |  |  |  |  |  |
| RC5 |  |  |  |  |  |  |
| SEED |  |  |  |  |  |  |
| TWOFISH |  |  |  |  |  |  |
| SM4 |  |  |  |  |  |  |
| RC6 |  |  |  |  |  |  |
| SERPENT |  |  |  |  |  |  |
| TEA |  |  |  |  |  |  |
| 更多算法 |  |  |  |  |  |  |
| 项目中的架构 | AES |  |  |  |  |  |  |
| DES |  |  |  |  |  |  |
| IDEA |  |  |  |  |  |  |
| BLOWFISH |  |  |  |  |  |  |
| CAMELLIA |  |  |  |  |  |  |
| CAST128 |  |  |  |  |  |  |
| GOST |  |  |  |  |  |  |
| RC5 |  |  |  |  |  |  |
| SEED |  |  |  |  |  |  |
| TWOFISH |  |  |  |  |  |  |
| SM4 |  |  |  |  |  |  |
| RC6 |  |  |  |  |  |  |
| SERPENT |  |  |  |  |  |  |
| TEA |  |  |  |  |  |  |
| 更多算法 |  |  |  |  |  |  |
| Cyptoraptor | AES |  |  |  |  |  |  |
| DES |  |  |  |  |  |  |
| IDEA |  |  |  |  |  |  |
| BLOWFISH |  |  |  |  |  |  |
| CAMELLIA |  |  |  |  |  |  |
| CAST128 |  |  |  |  |  |  |
| GOST |  |  |  |  |  |  |
| RC5 |  |  |  |  |  |  |
| SEED |  |  |  |  |  |  |
| TWOFISH |  |  |  |  |  |  |
| SM4 |  |  |  |  |  |  |
| RC6 |  |  |  |  |  |  |
| SERPENT |  |  |  |  |  |  |
| TEA |  |  |  |  |  |  |
| 更多算法 |  |  |  |  |  |  |
| 更多架构 | AES |  |  |  |  |  |  |
| DES |  |  |  |  |  |  |
| IDEA |  |  |  |  |  |  |
| BLOWFISH |  |  |  |  |  |  |
| CAMELLIA |  |  |  |  |  |  |
| CAST128 |  |  |  |  |  |  |
| GOST |  |  |  |  |  |  |
| RC5 |  |  |  |  |  |  |
| SEED |  |  |  |  |  |  |
| TWOFISH |  |  |  |  |  |  |
| SM4 |  |  |  |  |  |  |
| RC6 |  |  |  |  |  |  |
| SERPENT |  |  |  |  |  |  |
| TEA |  |  |  |  |  |  |
| 更多算法 |  |  |  |  |  |  |

1. 面积、性能对比

这个对比是一般论文都会有的对比，也是杨博在汇报时提的要求。和论文中的对比会出现工艺对齐的问题，这些论文中都给出了阵列的门数，面积的对比有一定的参考意义。但是不同的工艺下性能是没有可比性的。

杨博只要求和清华目前的PE进行对比，这个是可以做到的，到时可以使用相同的工艺库进行综合。

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 架构 | 本文 | | | 项目中的架构 | | | Cyptoraptor | | |
| 工艺/nm |  | | |  | | |  | | |
| 主频/MHz |  | | |  | | |  | | |
|  | 算法映射面积/Mgates | 性能/Gbps | 性能面积比**/(Gbps/Mgates)** | 算法映射面积 | 性能 | 性能面积比 | 算法映射面积 | 性能 | 性能面积比 |
| AES |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| DES |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| IDEA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| BLOWFISH |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| CAMELLIA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| CAST128 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| GOST |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| RC5 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SEED |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| TWOFISH |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SM4 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| RC6 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SERPENT |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| TEA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| XTEA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SKIPJECT |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SPECK |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SIMON |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| LUCIFER |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| 更多算法 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 架构 | ProDFA | | | RCPA | | | CORBA等更多架构 | | |
| 工艺/nm |  | | |  | | |  | | |
| 主频/MHz |  | | |  | | |  | | |
|  | 算法映射面积/Mgates | 性能/Gbps | 性能面积比**/(Gbps/Mgates)** | 算法映射面积 | 性能 | 性能面积比 | 算法映射面积 | 性能 | 性能面积比 |
| AES |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| DES |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| IDEA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| BLOWFISH |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| CAMELLIA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| CAST128 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| GOST |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| RC5 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SEED |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| TWOFISH |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SM4 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| RC6 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SERPENT |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| TEA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| XTEA |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SKIPJECT |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SPECK |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| SIMON |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| LUCIFER |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| 更多算法 |  |  |  |  |  |  |  |  |  |

* 1. 本章小结

1. 总结与展望
   1. 总结

总结自己的工作，不是行内

* 1. 展望

自己的不足，而不是领域

Hütter, Markus, Johann Großschädl, and Guy-Armand Kamendje. "A versatile and scalable digit-serial/parallel multiplier architecture for finite fields GF (2 m)."*Information Technology: Coding and Computing [Computers and Communications], 2003. Proceedings. ITCC 2003. International Conference on*. IEEE, 2003.

Cordella, Luigi P., et al. "A (sub) graph isomorphism algorithm for matching large graphs." *Pattern Analysis and Machine Intelligence, IEEE Transactions on* 26.10 (2004): 1367-1372.

[V1] Nikhil Bansal, Sumit Gupta, Nikil Dutt, and Alexandru Nicolau. Analysis of the performance of coarse-grain reconfigurable architectures withdifferent processing element configurations. In *Workshop on ApplicationSpecific Processors, held in conjunction with the International Symposiumon Microarchitecture (MICRO)*, 2003.

[V2] Bjorn De Sutter, Paul Coene, Tom Vander Aa, and Bingfeng Mei.Placement-and-routing-based register allocation for coarse-grained reconfigurable arrays. In Proceedings of the 2008 ACM SIGPLAN-SIGBEDConference on Languages, Compilers, and Tools for Embedded Systems,pages 151–160. ACM, 2008.

[V3] Stephen Friedman, Allan Carroll, Brian Van Essen, Benjamin Ylvisaker,Carl Ebeling, and Scott Hauck. Spr: an architecture-adaptive cgra mapping tool. In *Proceedings of the 17th annual ACM/SIGDA InternationalSymposium on Field Programmable Gate Arrays*, pages 191–200. ACM,2009.

[V4] Rani Gnanaolivu, Theodore S Norvell, and Ramachandran Venkatesan.Mapping loops onto coarse-grained reconfigurable architectures using particle swarm optimization. In *Proceedings of the 2010 International Conference on Soft Computing and Pattern Recognition*, pages 145–151. IEEE,2010.

[V5] Akira Hatanaka and Nader Bagherzadeh. A modulo scheduling algorithmfor a coarse-grain reconfigurable array template. In *Proceedings of 2007International Parallel and Distributed Processing Symposium*, pages 1–8.IEEE, 2007.

[V6] Bingfeng Mei, S Vernalde, D Verkest, H De Man, and R Lauwereins. Exploiting loop-level parallelism on coarse-grained reconfigurable architectures using modulo scheduling. In *Proceedings of the 2003 Conference onDesign, Automation and Test in Europe*, pages 296–301. IEEE, 2003.