

Spoq: Scaling Machine-Checkable Systems Verification in Coq

Xupeng Li, Xuheng Li, Wei Qiang, Ronghui Gu, and Jason Nieh, Columbia University

概述

系统软件由于其代码复杂度较高，形式化验证往往较难。论文提出了一个新的自动化程序验证框架 Spoq，以降低系统软件的程序化验证成本。论文的主要贡献和特点包括：

- Spoq能够自动将**未修改的**C系统代码（如Linux内核中的代码）翻译成Coq表示，这是首个能够实现这一功能的系统。
- Spoq支持完整的C语言语义，包括GNU C特定扩展和内联汇编代码。
- Spoq利用**分层证明策略**，通过定义实现的层结构，将验证分解为更小的步骤，使每个验证步骤更容易完成。
- Spoq自动生成Coq层规范和精化证明，这是首个能够为并发系统软件自动化生成层规范和证明的系统。
- Spoq减少了进行源代码级机械验证的信任计算基础（TCB），因为生成规范和证明的过程不需要信任Spoq。
- Spoq在实际的系统软件上进行了评估，展示了其在验证多处理器（SeKVM）虚拟机实现方面的有效性。

利用Clang编译器前端将C代码解析为LLVM IR, 提出了一直新的程序重建技术，将LLVM IR CFG 转换为Coq表示。这使Spoq成为第一个可以自动转换**未修改的**C系统代码的系统

Spoq引入了一种新的程序结构重构技术，利用LLVM将C代码翻译成Coq，支持完整的C语义，使得源代码不再需要手动修改即可进行验证。此外，Spoq利用分层证明策略，并引入了新的Coq策略和转换规则，自动生成层规范和精化证明，简化了并发系统软件的验证。Spoq还支持轻松集成手动编写的层规范和精化证明。

引言

系统软件（如操作系统和虚拟机）是计算基础设施的软件基础。然而，现代系统软件因其规模庞大、结构复杂，存在许多可能被利用的安全漏洞。为了解决这一问题，形式化验证提供了一种潜在的解决方

案，它通过数学证明来确保系统软件能够提供关键的安全保证。但是，实现功能正确性（即软件实现满足其规范）是形式化验证中最具有挑战性的部分，因为系统软件实现的复杂性。这些实现通常用C语言编写，C语言具有复杂的语义和特性，许多特性不被验证工具支持。此外，用于验证更高级别属性（如安全性）的高层规范与实现之间存在显著的语义差距，需要大量的手动证明工作来弥合这一差距。如果没有功能正确性来确保证明适用于实际实现，形式化验证的保证在实践中可能毫无意义。

为了解决这些问题，论文提出了Spoq框架。Spoq旨在通过自动化Coq证明过程来降低证明成本，同时确保所有证明都是机器可检查的。Spoq专注于简化功能正确性的正式验证，以降低证明成本，同时确保所有证明都由定理证明器进行机器检查，并验证到实际软件实现。Spoq操作在广泛使用的未修改的C代码上，并利用Coq证明助手来启用复杂系统的机器可检查验证。其关键特性是通过自动化编写Coq规范和证明的许多方面，使Coq更易于使用。这减少了需要手动编写的Coq代码量，从而显著降低了进行机器可检查验证所需的时间。

Spoq是第一个能够自动将未修改的C系统代码（如Linux内核中的代码）翻译成Coq表示的系统，以便进行验证。以前的方法是CompCert的ClightGen，它只支持C语言的一个子集。使用ClightGen的系统（如CertiKOS）需要在验证之前对系统实现进行大量手动修改，额外的工作来开发和维护修改后的版本，并且仍然不能为实际运行版本提供任何经过验证的保证。Spoq通过利用广泛使用的Clang编译器前端解析C代码到LLVM的独立于语言的中间表示（IR）来解决这个问题。Spoq引入了一种新的程序重建技术，将控制流图（CFG）转换回使用if-then-else和循环语句的Coq表示，这更适合于验证。这种方法使Spoq能够支持完整的C语言语义，包括GNU C特定扩展和内联汇编代码，同时工作与为自动翻译到另一种表示而设计的具有清晰语义的IR。Spoq还利用基于并发认证抽象层（CCAL）的分层证明策略，将验证模块化和分解为更小的步骤，使每个验证步骤更容易完成。这涉及到定义实现的层次结构，其中每个层次由一组定义层次接口的函数组成。更高层次可以调用较低层次接口暴露的函数，但不能反向调用。最高层是整个实现行为的高层规范，而底层是一个机器模型，其接口旨在支持LLVM IR语义。验证涉及证明层次组合地精炼了整个实现的最上层规范。

尽管Spoq依赖于未经验证的Clang，但大多数系统软件已经需要信任广泛使用的Clang或未经验证的替代品，如GNU C编译器，以生成实际运行的可执行代码。Spoq尚未验证的部分需要信任的是其从LLVM IR到Coq的翻译器，这部分设计得非常小。这个TCB比CompCert的ClightGen小得多，后者更大且更复杂，因为它需要直接解析和翻译C代码，这是一个更困难和涉及的过程。论文还提到了Spoq在商品系统软件上的实现和评估，展示了Spoq在将C系统代码转换为Coq表示方面的有效性，以及在验证多处理器KVM虚拟机实现时减少手动证明工作量的能力。

Spoq Usage Model

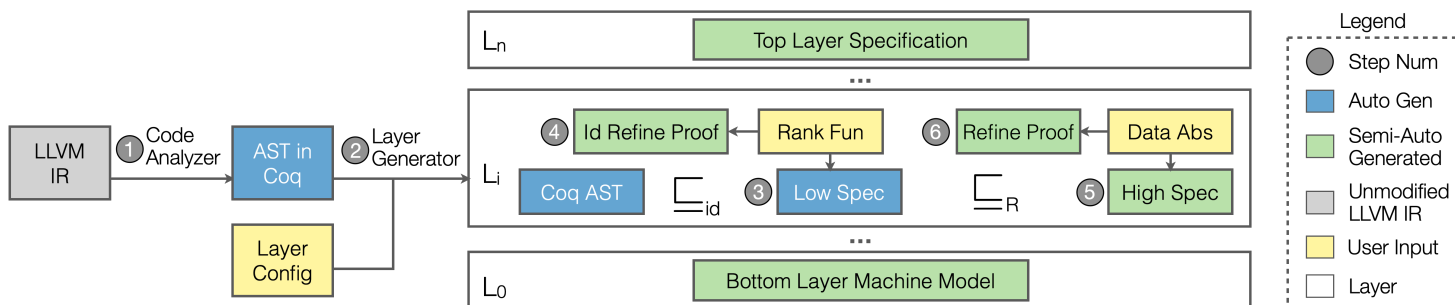
要利用Spoq进行系统软件验证，首先，用户需要将源代码编译成LLVM中间表示（IR），这是一个与语言无关的中间代码形式。接着，用户需要编写一个层次配置文件（定义了验证的层次结构）。分层的目的是将证明过程模块化，确保每个层次的函数只能调用更低层次的函数。例如，如果源代码中有三个函数A、B和C，其中A调用B，B调用C，那么至少需要定义三个层次。

层次配置文件详细说明了每个层次的名称、每个层次中函数的名称、源IR代码的路径以及Coq项目的路径。此外，配置文件还应包括底层抽象机器模型的定义，包括机器状态的定义。Spoq根据这个配置文件生成Coq项目，包括所有层次的规范和证明。如果源代码或层次结构发生变化，用户可以重新运行Spoq来更新Coq项目，Spoq会根据变化重新生成受影响部分的规范和证明。

Spoq的设计允许用户轻松集成手动编写的规范和证明。如果Spoq生成的某个层次的规范不够简洁或精炼证明失败，用户可以手动编写规范或证明，并在层次配置文件中注释，以便Spoq使用这些用户提供的规范或证明。这种方法使得Spoq在验证功能正确性时非常有用，它可以生成顶层规范，确保实现满足规范。除此之外，Spoq还可以帮助用户验证更高级的系统属性，如安全性。用户可以使用Spoq生成的顶层规范来验证系统的整体安全属性，确保这些属性在实际运行的软件实现上成立。

Spoq系统的工作流程

Spoq系统的流程图如下：



首先Spoq需要将程序转换为Coq表示的抽象语法树（AST），对应图中的步骤1。基于Clang编译器，Spoq可以将C代码转换为LLVM的中间表示(Intermediate Representation)，这一中间表示将程序表示为多个函数基本块组合而成的控制流图(CFG)。Spoq接着引入了一种新的算法，将LLVM IR中的每个代码块合并，并使用if-then-else、loop、continue、break和return语句重建程序结构。对于没有循环的程序，Spoq基于四条基本规则从CFG重构程序。而对于有循环的程序，Spoq先计算其强联通分量（SCC），再基于四条附加重写规则将其转换为与循环相关的语句。这些规则如下图所示：

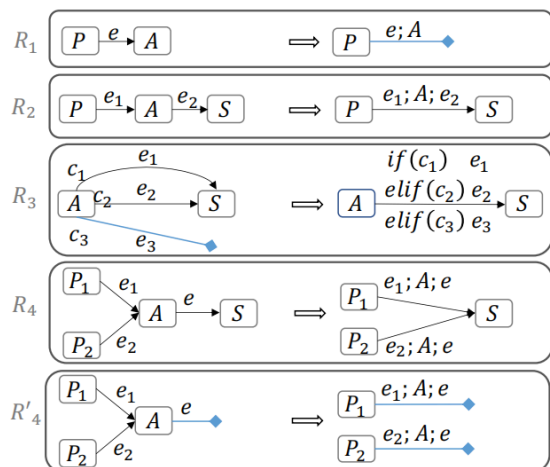


Figure 5: Rewrite rules for program CFGs without loops.

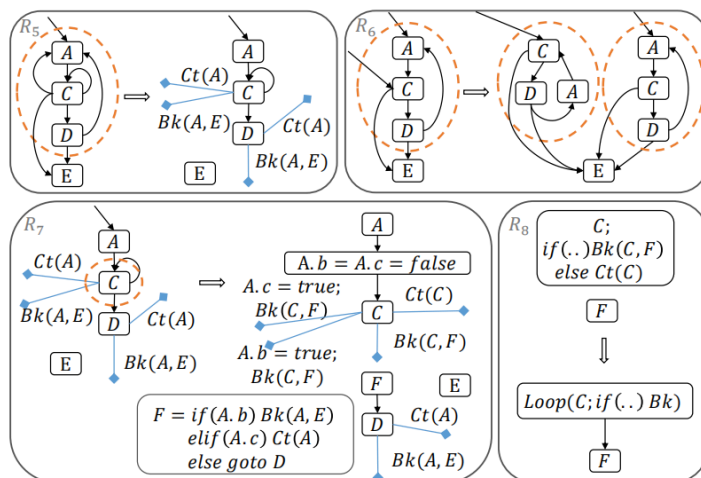


Figure 6: Rewrite rules for program CFGs with loops.

Spoq还通过将每一个汇编指令，转换为Coq表示的方式，处理汇编代码。并且通过将汇编代码提取到一个单独的过程中，Spoq可以将内联汇编与LLVM IR 解耦。

之后，Spoq将一个层（layer）配置文件作为输入，从而定义所有的层，以及不同函数应该在哪层被证明，最终可以基于CCALs构建机械化证明，对应图中步骤2，其证明类似于如下形式，表明构造在底层接口 L 之上的实现 M ，基于精化关系（refinement relation） R 精化（refine） L' 。

$$M@L \sqsubseteq_R L'$$

Spoq会为每一层生成低阶specification和细节化证明，对应于流程图中步骤3。对于没有循环的程序，这一过程是直接的。而对于有循环的程序，Spoq要求用户对循环提供一个非负的，在循环过程中单调递减的排序函数。从而使用Coq中的Fixpoint构造，自动生成递归函数作为低阶specification。Spoq使用一个统一的归纳模板以生成最终的refinement证明，对应流程图中的步骤4。

Spoq同样会对每一层生成高阶specification，并提升其refinement proof，对应流程图中的步骤5-6。当不使用数据抽象来隐藏低阶数据的表示细节，以简化高阶的证明时，这一过程可以自动完成。而如果需要数据进行抽象，则需要用户定制精化关系（refinement relation），定义抽象操作，并手动证明。

例

Spoq将层配置文件作为输入，使用ccal，我们可以构造一个机器可检查的证明对象 $M@L \sqsubseteq_R L'$ 显示了建立在底层接口 L 之上的实现 M ，通过细化关系 R 对接口 L' 进行细化。

层结构假定底层为机器模型 L_0 ，Spoq通过识别源代码中的每个全局内存对象并在Coq中生成相应的机器状态来自动生成该模型。Spoq还为状态中的每个元素生成内存load/store原语(primitives)。原语以内存指针作为参数，并根据偏移量计算要访问的数组下标和结构元素。还包括索引边界和数据范围检查。

```

// Layer interface L1
uint page[MAX_PAGE];
uint get_page (uint i) { return page[i] }
void set_page (uint i, uint s) { page[i] = s; }
// Layer interface L2
#define ALLOC() ({
    uint i;
    for (i = 0; i < MAX_PAGE; i++){
        if (get_page(i) == 0) {
            set_page(i, 1);
            break;
        }
    }
    i;})
uint alloc() { return ALLOC(); }

```

它将构建一个CCAL " $M_{page}@L_0 \sqsubseteq_{R_1} L_1$ ", 将页面数组抽象为一个从自然数到整数的Coq Map对象, 这样它的元素只能分别通过getter和setter方法get_page和set_page来访问, 而不能通过任意的内存操作来访问, 这可能会导致意想不到的行为。细化关系 R_1 定义了如何将页面数组抽象到Map对象中。然后, 它将使用Map对象构建一个CCAL " $M_{malloc}@L_1 \sqsubseteq_{id} L_2$ "来验证 L_1 之上的alloc函数, 而无需担心page的具体实现细节。这里, id是一个相同的细化关系, 因为在验证alloc时不需要数据抽象(后面5-6)。

规范和细化证明步骤3-4:

Spoq会为每一层生成低阶规范和细节化证明, 对应于流程图中步骤3。对于没有循环的程序, 这一过程是直接得到的。而对于有循环的程序, Spoq要求用户对循环提供一个非负的, 在循环过程中单调递减的排序函数。从而使用Coq中的Fixpoint函数结构体构造, 自动生成递归函数作为低阶规范。Spoq使用一个统一的归纳模板以生成最终的精化证明, 对应流程图中的步骤4。

利用重构的程序结构, Spoq简单地扫描Coq AST表示, 从第一个语句开始进行案例分析, 并根据定义的LLVM IR语义生成相应的Coq定义作为字符串。下面是赋值和分支语句的一小段Python伪代码:

```

def spec_gen (ast, spec):
  for n in range(len(ast)):
    i = ast[n]
    if isinstance(i, IAssign): # Assignment case
      s = f"let {coq_name(i.asg)} := {val(i.v)} in"
      spec.append(s)
    elif isinstance(i, IIf): # Branch case
      spec.append(f"if {coq_name(i.cond)} then")
      spec_gen(i.true_body + ast[n+1:], spec)
      spec.append(f"else")
      spec_gen(i.false_body + ast[n+1:], spec)
  ...

```

Spoq使用Coq中的递归Fixpoint构造为循环生成低级规范。Fixpoint定义需要递减参数，其类型为 *Nat*，每次递归调用函数时递减。Spoq要求用户为每个循环提供一个排序函数作为递减参数。然后，它通过填充下面模板中标记为`{{}}`的部分来生成循环的低级规范：

```

Fixpoint _loop (n: nat) (bk rt: bool) {{Vi Vo}} st:=
  match n with
  | 0 => Some (bk, rt, {{Vo}}, st)
  | S n' =>
    match _loop n' bk rt {{Vi Vo}} st with
    | Some (bk', rt', {{Vo'}}, st') =>
      if bk' then Some (bk', rt', {{Vo'}}, st')
      else if rt' then Some (bk', rt', {{Vo'}}, st')
      else {{low-level spec of the loop body}}
    | _ => None
    end
  end.

Definition _low {{args}} (st: ST):=
  {{low-level spec before the loop}}
  let n := {{rank i_Vi}} in
  match _loop n false false {{i_Vi i_Vo}} st with
  | Some (bk, rt, {{Vo}}, st') =>
    if rt then Some ({{Vo}}, st')
    else {{low-level spec after the loop}}
  | _ => None
  end.

```

转换规则

转换规则的目标是**简化所需的控制流并消除尽可能多的不必要的操作**。

Spoq同样会对每一层生成高阶规范，提升其精化证明，对应流程图中的步骤5-6。当不使用数据抽象来隐藏低阶数据的表示细节，以简化高阶的证明时，这一过程可以自动完成。而如果需要进行数据抽象，则需要用户手动定制精化关系（refinement relation），定义抽象操作，并手动证明。

数据抽象：

Spoq将层配置文件作为输入，用于使用ccal扩展构造机械化证明。例如图中的层配置运行示例定义get / set_page应该验证 L_0 层之上,而alloc应验证层 L_1

```
// Layer interface L1
uint page[MAX_PAGE];
uint get_page (uint i) { return page[i] }
void set_page (uint i, uint s) { page[i] = s; }

// Layer interface L2
#define ALLOC() ({
    uint i;
    for (i = 0; i < MAX_PAGE; i++){
        if (get_page(i) == 0) {
            set_page(i, 1);
            break;
        }
    }
    i;})
uint alloc() { return ALLOC(); }
```

例如， L_1 层将数组“page”抽象为Coq Map类型st.page，并将底层 L_0 的机器模型提供的内存操作load_mem和store_mem抽象为带有边界检查的Map操作(st.page#i和st.page#i<-s):由于数据抽象，层 L_1 的提升精化证明不是自动化的，必须手动提供。另一方面， L_2 层不使用数据抽象。对于 L_2 层，Spoq通过应用一系列转换规则(包括展开定义、合并几乎重复的子表达式、消除预先确定的分支和断言，以及执行数学简化)，自动从低级规范生成高级规范。

```

(* Low-level specifications *)
Definition get_page_low (i: nat) (st: ST) :=
  load_mem st ("page", i * 4) u32.
Definition set_page_low (i s: nat) (st: ST) :=
  store_mem st ("page", i * 4) s u32.
(* High-level specifications in L1 *)
Definition get_page_high (i: nat) (st: ST) :=
  if 0 <= i < MAX_PAGE then Some st.page#i else None.
Definition set_page_high (i s: nat) (st: ST) :=
  if 0 <= i < MAX_PAGE then Some st.page#i <- s else None.

```

Spoq通过将一组转换规则应用于低级规范来生成高级规范，从而使低级规范自包含且简单。Spoq使用12个转换规则，而且可以很容易地添加其他规则。

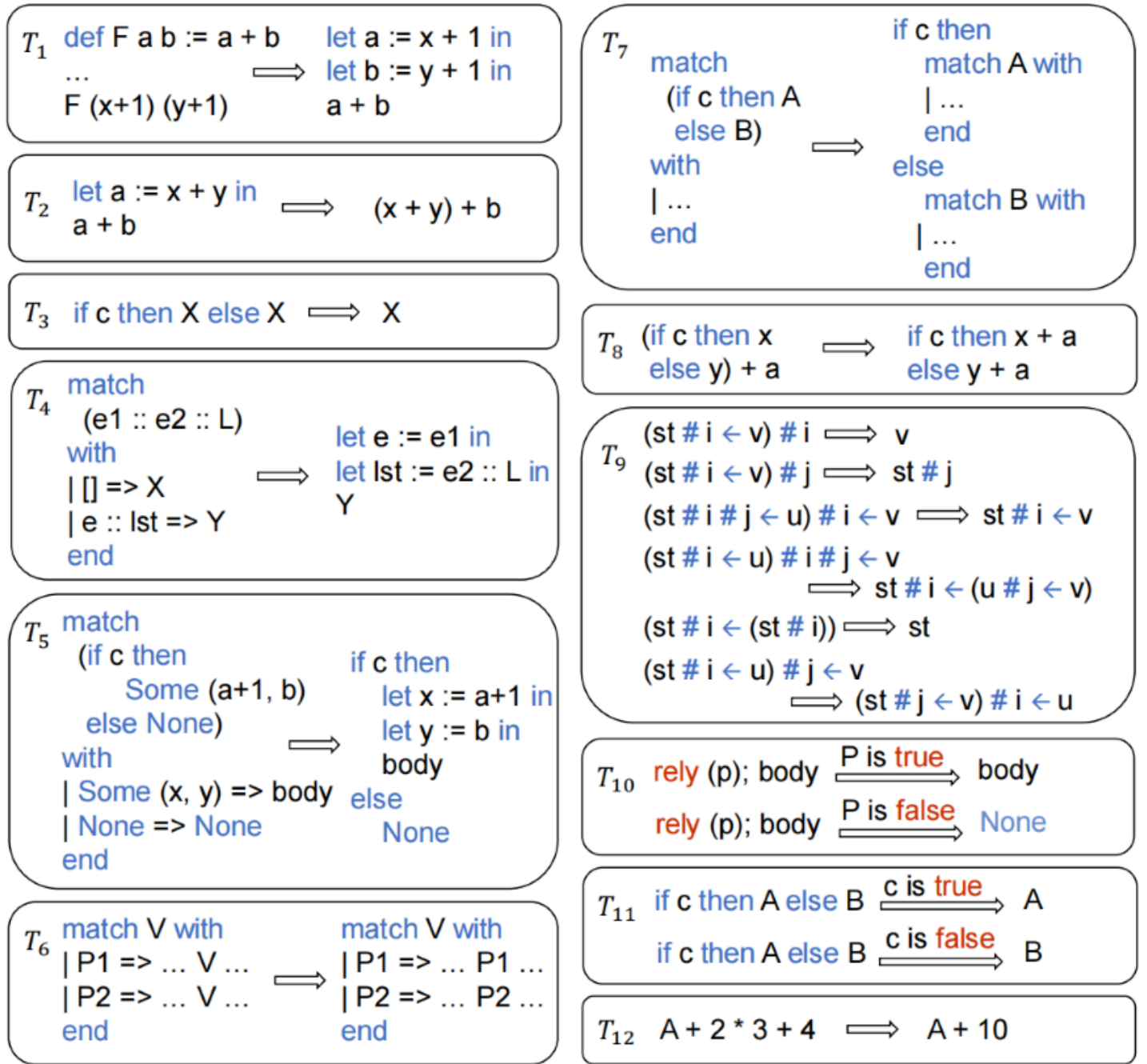


Figure 7: Transformation rules for high-level specifications.

评估

论文已经实现了一个Spoq原型，其中包括了三个组件：从系统源码到Coq的转换器，规则和证明生成器，以及用于LLVM IR，汇编语义和策略的Coq库。接着本文评估了使用Spoq将不同开源软件的C代码转换成coq的效率，以及对一个KVM hypervisor的验证。对不同开源系统C代码转换，其结果如下图所示：

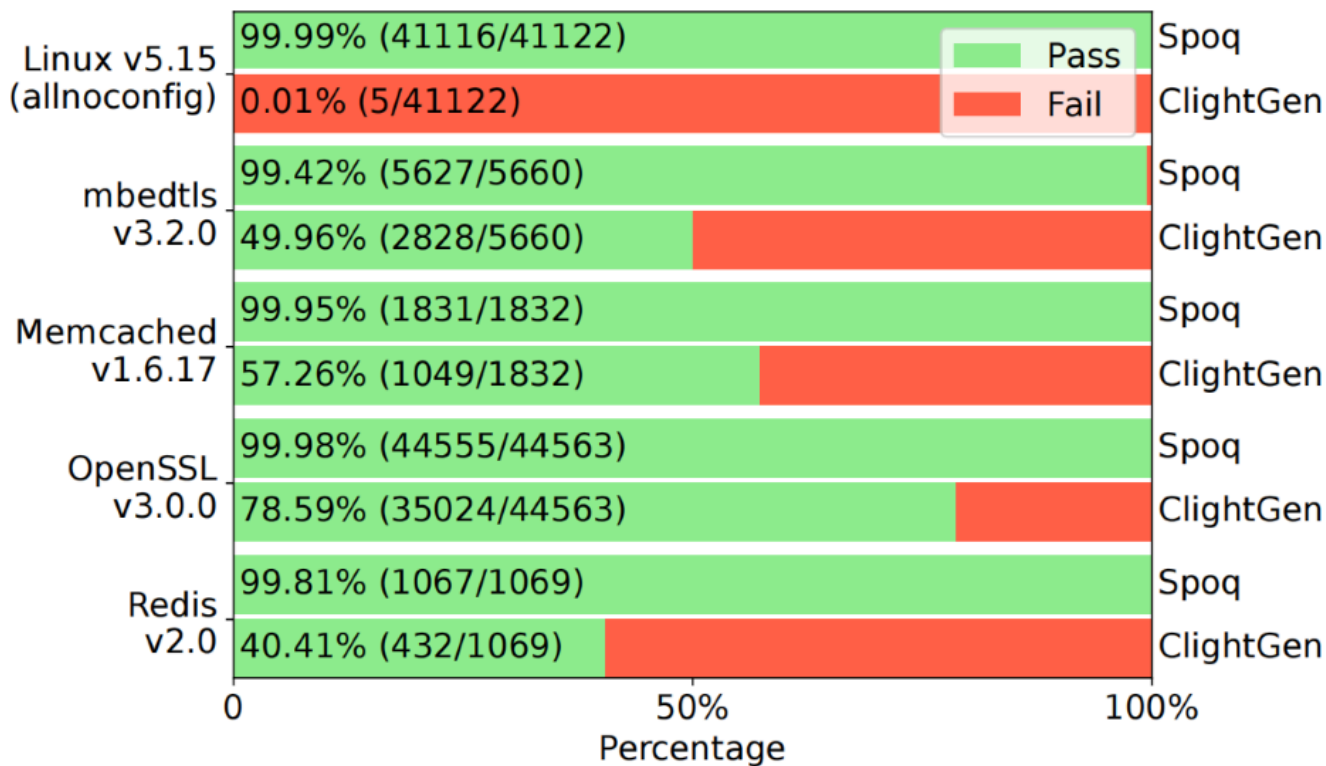


Figure 8: Translating C code into Coq. Each bar shows how many of the total number of C functions are successfully translated.

从上图可以看出，在所有的应用程序，系统软件和linux内核中，Spoq成功地将源代码的99%转换成了Coq，剩余部分是由目前不支持的LLVM高级分支指令导致的。且其性能明显优于CLightGen。而且Spoq的实现也要小的多。

接着，在对seKVM（KVM/Arm的改进版本）的验证上，从下表可以看出，相比于手工编写的证明，Spoq极大地减少了证明行数（平均约90%），以及减少了70%的手动证明工作量。

LoC in Coq	Original	Spoq	Reduction
Layer configuration	—	0.1K	—
Machine model	1.8K	0.5K	72%
Low-level specifications for C	5.6K	0	100%
Ranking function	—	26	—
High-level specifications for C	5.5K	1.0K	82%
Specifications for Asm	0.5K	0.3K	40%
Identical refinement proofs for C	3.6K	0.8K	78%
Lifting refinement proofs for C	14.7K	4.2K	71%
Refinement proofs for Asm	1.8K	0.1K	94%
Security proof	4.8K	3.0K	38%
Total for functional correctness	33.5K	7.0K	79%
Total w/security	38.3K	10.0K	74%

Table 1: Manual proof effort to verify SeKVM.

结论

Spoq作为一个自动化的验证框架，成功地将C系统代码转换为Coq表示，从而实现了对并发系统软件的机器可检查验证。这一过程不仅支持完整的C语言语义，包括C宏、内联汇编和编译器指令，而且还显著降低了证明成本，使得验证过程更加高效。

Spoq通过引入新的程序结构重建技术，将LLVM IR的控制流图转换为Coq中的程序风格函数，这一方法使得Spoq能够处理复杂的系统软件实现。此外，Spoq采用分层证明策略，自动生成层规格和精炼证明，简化了并发系统软件的验证工作。Spoq还支持用户轻松集成手动编写的层规格和精炼证明，提供了灵活性和可扩展性。

在实际应用中，Spoq在验证Linux内核和多处理器KVM虚拟机实现方面表现出色，证明了其在减少手动证明工作量方面的显著优势。Spoq的实现减少了对可信计算基（TCB）的依赖，因为它的设计使得Coq生成的规范和证明的可信度更高，而不需要完全信任Spoq的翻译器。

尽管Spoq取得了显著的成果，但作者也指出了一些局限性。例如，Spoq的翻译器尚未经过验证，且目前只支持LLVM IR的一个子集。此外，Spoq在处理汇编代码跳转和数据抽象证明方面还有待改进。作者提出了未来的工作方向，包括增强对汇编代码的支持，以及开发常用数据抽象证明的库，以进一步自动化证明过程。