doi:10.11959/j.issn.1000-436x.2016165

PRESENT 代数故障攻击的改进与评估

黄静[1]，赵新杰[2]，张帆[3,4]，郭世泽[2]，周平[5]，陈浩[5]，杨建[3]

（1. 61541 部队 3 室，北京 100083；2. 北方电子设备研究所，北京 100191；
3. 浙江大学信息与电子工程学院，浙江 杭州 310027；
4. 保密通信重点实验室，四川 成都 610041；5. 军械工程学院信息工程系，河北 石家庄 050003）

摘 要：提出了一种基于代数分析的 PRESENT 故障攻击改进方法，将代数分析用于密码和故障方程构建，通过逆向构建加密方程来加快求解速度；提出了一种故障注入后的密钥剩余熵评估方法，可评估不同故障模型下的 PRESENT 抗故障攻击安全性；最后对智能卡上的 8 位智能卡上的 PRESENT 实现进行了时钟毛刺故障注入，最好情况下 1 次故障注入即可恢复主密钥，这是 PRESENT 故障攻击在数据复杂度上的最好结果。

关键词：代数分析；轻量级分组密码；故障攻击；可满足性求解；时钟毛刺

中图分类号：TP393 **文献标识码**：A

Improvement and evaluation for algebraic fault attacks on PRESENT

HUANG Jing[1], ZHAO Xin-jie[2], ZHANG Fan[3,4], GUO Shi-ze[2], ZHOU Ping[5], CHEN Hao[5], YANG Jian[3]

(1. Third Department of No.61541 Unit, Beijing 100083, China;
2. The Institute of North Electronic Equipment, Beijing 100191, China;
3. College of Information Science & Electrical Engineering, Zhejiang University, Hangzhou 310027, China;
4. Science and Technology on Communication Security Laboratory, Chengdu 610041, China;
5. Department of Information Engineering, Ordnance Engineering College, Shijiazhuang 050003, China)

Abstract: An enhanced algebraic fault analysis on PRESENT was proposed. Algebraic cryptanalysis was introduced to build the algebraic equations for both the target cipher and faults. The equation set of PRESENT was built reversely in order to accelerate the solving speed. An algorithm of estimating the reduced key entropy for given amount of fault injections was proposed, which can evaluate the resistance of PRESENT against fault attacks under different fault models. Finally, extensive glitch-based fault attacks were conducted on an 8-bit smart card PRESENT implemented on a smart card. The best results show that only one fault injection was required for the key recovery, this is the best result of fault attacks on PRESENT in terms of the data complexity.

Key words: algebraic cryptanalysis, lightweight block cipher, fault attack, satisfiability solving, clock glitch

1 引言

近年来，物联网的发展热潮带动了便携设备、无线传感器、智能卡等微型计算设备的广泛应用。不同于传统的计算设备，这些微型设备的计算能力有限、存储容量低、功耗要求低，传统的分组密码实现在这些设备上略显庞大，会增加物联网功耗、降低效率。因此，轻量级分组密码应运而生，典型

收稿日期：2015-07-15；**修回日期**：2016-01-13

基金项目：国家重点基础研究发展计划（“973”计划）基金资助项目（No.2013CB338004）；国家自然科学基金资助项目（No.61173191, No.61271124, No.61272491, No.61309021, No.61472357, No.61571063）；中央高校基本科研专项基金资助项目（No.2015QNA5005）；保密通信重点实验室基金资助项目（No.9140C110602150C11053）

Foundation Items: The National Basic Research Program of China (973 Program) (No.2013CB338004), The National Natural Science Foundation of China (No.61173191, No.61271124, No.61272491, No.61309021, No.61472357, No.61571063), The Fundamental Research Funds for the Central Universities (No.2015QNA5005), The Science and Technology on Communication Security Laboratory (No.9140C110602150C11053)

算法包括：PRESENT、MIBS、LED、Piccolo、LBlock 等，这些算法大都可在 3 000 个电路门内实现，特别适用于资源受限环境下的加解密需要。

PRESENT 是 Bogdanov 等[1]提出的一种超轻量级分组密码算法。算法采用 SPN 结构，分组长度为 64 位，密钥长度支持 80 位和 128 位，分别对应 PRESENT-80 和 PRESENT-128。由于 PRESENT 采用了基于位的置换操作，硬件执行效率很高，PRESENT-80 加密仅需 1 570 个门电路。目前，PRESENT-80 已经被选定为 80 位的国际轻量级分组密码标准 ISO/IEC 29192-2；基于 PRESENT-80 可以设计轻量级散列算法[2]。当前，PRESENT 的安全性分析主要从设计安全性和实现安全性 2 个层面进行。

在设计安全性分析方面，文献[3~5]基于差分攻击对 PRESENT 进行了分析，最多可以分析到 26 轮；文献[6,7]基于线性攻击对 PRESENT 进行了分析，最多可以分析到 27 轮；Albrecht 等[8]基于代数攻击对 PRESENT 进行了分析，最多可以分析到 19 轮；在 2015 年的美密会上，Blondeau[9]构建了一个已知密钥的区分器，可以对全轮的 PRESENT 进行分析，攻击的数据复杂度为 $2^{35.58}$，时间复杂度为 2^{56} 次加密。可以看出，全轮的 PRESENT 仍然相对安全，传统密码分析方法在有限复杂度内攻破 PRESENT 的可行性不高。

在实现安全性方面，现有研究主要集中在旁路攻击和故障攻击 2 个方面。在旁路攻击方面，文献[10,11]对 PRESENT 抗差分功耗分析、相关功耗分析能力进行了评估，几百条功耗曲线可以恢复完整密钥；文献[12]将代数分析引入到 PRESENT 功耗攻击，一条加密曲线可以恢复完整密钥，但需要在已知密钥下预先采集几百条曲线建立功耗模板；文献[13]将立方体分析引入到 PRESENT 功耗攻击中，990 条功耗曲线可在未知算法设计下恢复 PRESENT-80 的 72 位密钥。在故障攻击方面，Li 等[14]首次提出了针对 PRESENT-80 的差分故障攻击，基于 Nibble（半字节）故障模型，在故障注入到第 29 轮的查找 S 盒输入时，40~50 次故障注入可以恢复 64 位后白化密钥；Wang 等[15]提出了针对 PRESENT 密钥扩展的差分故障攻击，假定 1 个 Nibble 的故障能够注入到第 31 轮密钥生成中，64 次故障注入可以恢复 51 位密钥；Zhao 等[16]提出了一种基于故障传播模式分析的 PRESENT 差分故障攻击，基于第 29 轮 Nibble 故障模型，可使用 8 次和 16 次故障注入分别将 PRESENT-80/128 的主密钥搜索空间降低到 $2^{14.7}$ 和 $2^{21.1}$；Gu 等[17]将统计分析引入到故障分析，基于 Nibble 故障模型，通过构建最大似然和欧几里德距离区分器，可使用 10 000 次故障注入对倒数 8 轮以内的故障进行分析；Wu 等[18]将代数攻击引入到 PRESENT 故障分析，通过分析差分 S 盒，可基于第 29 轮 Nibble 故障模型使用 2 次有效错误密文恢复主密钥；Jeong 等[19]基于第 28 轮双字节故障模型，可使用 2 次和 3 次故障注入将 PRESENT-80/128 的密钥搜索空间降低到 1.7 和 $2^{22.3}$。

通过分析已有 PRESENT 故障攻击，本文发现已有攻击大都基于 Nibble 故障模型，最多可以分析倒数 3 轮。已有的差分故障攻击需要手工对故障传播路径进行分析，恢复密钥所需故障注入次数相对较多[14~16]，文献[19]所需的故障次数虽然较少，但双字节故障在实际环境中（PRESENT 大都是用于 8 位处理器）很难注入；同时，已有 PRESENT 统计故障攻击需要对大量错误密文进行统计分析，在故障利用率上并不是最优的；已有的 PRESENT 代数故障分析[18]需要特定的故障密文，为了得到这些特定的故障密文，攻击者需要进行多次故障注入和筛选，对故障模型有着特殊的要求，在故障注入次数上也不是最优的。

为分析、改进、评估已有 PRESENT 故障攻击，本文开展了大量的研究工作，主要创新点如下。

1) 本文提出了一种基于代数分析的 PRESENT 故障攻击改进方法，通过逆向构建加密方程来加快求解速度，构建了更为紧凑、适合代数故障分析的方程，可适用到不同故障模型，并利用解析器进行密钥自动化求解。

2) 本文提出了一种故障注入后的密钥剩余熵评估方法，通过仿真实验评估了不同故障模型下的 PRESENT 抗故障攻击安全性。实验结果可对已有 PRESENT 故障攻击进行解释和分析，得到更准确的故障注入后的密钥搜索空间降低情况；同时可改进已有攻击，寻找最优故障模型，降低攻击所需故障注入次数、延伸故障分析轮数。

3) 基于 8 位故障模型，首次对符合 ISO/IEC 7816-3 协议智能卡上的 PRESENT 软件实现进行了 2 类故障注入物理实验，最佳结果表明 1 次故障注

入可恢复 PRESENT 密钥，这是 PRESENT 故障攻击在数据复杂度方面的最好结果。

需要说明的是，本文方法可用于指导攻击者根据故障注入条件选取最佳故障模型、新型算法设计者评估设计算法抗故障攻击能力、已有算法实现者对一定轮数内的算法进行故障攻击防护。

2 PRESENT 算法与故障模型

2.1 PRESENT 算法设计

PRESENT 采用 SPN 结构，分组长度为 64 位，支持 80 位、128 位 2 种密钥长度，共迭代 31 轮。

1) 加密过程

轮函数 F 由轮密钥加、S 盒代换、移位置换这 3 部分组成。

① 轮密钥加：64 位轮输入同轮密钥异或。

② S 盒代换：轮密钥加输出查找 16 次 4 进 4 出的 S 盒。

③ 移位置换：通过置换表 $P(i)$对 S 盒代换输出按位重新排列。

为提高算法安全性，PRESENT 在第 31 轮后使用 64 位白化密钥 K^{32} 进行后期白化操作。

2) 密钥扩展算法

将初始主密钥存储在寄存器 K 中，表示为 $k_0k_1\cdots k_{79}$。第 i 轮密钥 K^i 由寄存器 K 的前 64 位组成。当生成第 i 轮密钥 K^i 后，K 通过以下方法进行更新。

$$[k_0k_1\cdots k_{78}k_{79}]=[k_{61}k_{62}\cdots k_{59}k_{60}]$$

$$[k_0k_1k_2k_3]=S[k_0k_1k_2k_3]$$

$$[k_{60}k_{61}k_{62}k_{63}k_{64}]=[k_{60}k_{61}k_{62}k_{63}k_{64}]\oplus round\_counter$$

其中，$round\_counter$ 为当前的加密轮数。

2.2 PRESENT 算法软件实现

PRESENT 算法的典型软件实现包括 2 种[20]：1) 开销优先实现 PRESENT_SIZE，使用了 4 进 4 出的 S 盒，其中，轮密钥加、S 盒代换以 Nibble 为基本运算单位，优点是实现规模小，代码更加紧凑，但不足是速度较慢；2) 速度优先实现 PRESENT_SPEED，将 2 个相邻的 S 盒使用 1 个 8 进 8 出的查找表来实现，这样轮密钥加、S 盒代换均以字节为单位进行计算，执行速度较快。

2.3 故障模型

一般来说，故障模型由 5 元组 $F(X,\lambda,w,t,f)$构成。

X：故障注入针对的中间状态。

X^*：故障注入后错误的中间状态。

λ：X 的长度。

w：故障宽度。

m：故障位置数量，$m=\dfrac{\lambda}{w}$。

X_i：X 中第 i 个单元，$X=X_1\|X_2\|\cdots\|X_m$。

t：故障单元索引。

f：故障差分，$f=X_t+X_t^*$。

本文利用的故障模型为 PRESENT 加密过程中查找 S 盒操作产生故障，具体的故障模型参数设置见后续几个小节。

3 改进的 PRESENT 代数故障分析方法

3.1 攻击框架

图 1 给出了本文利用的代数故障攻击框架，由以下 3 部分组成。

1) 故障注入

故障注入是指攻击者通过光学辐射、电压毛

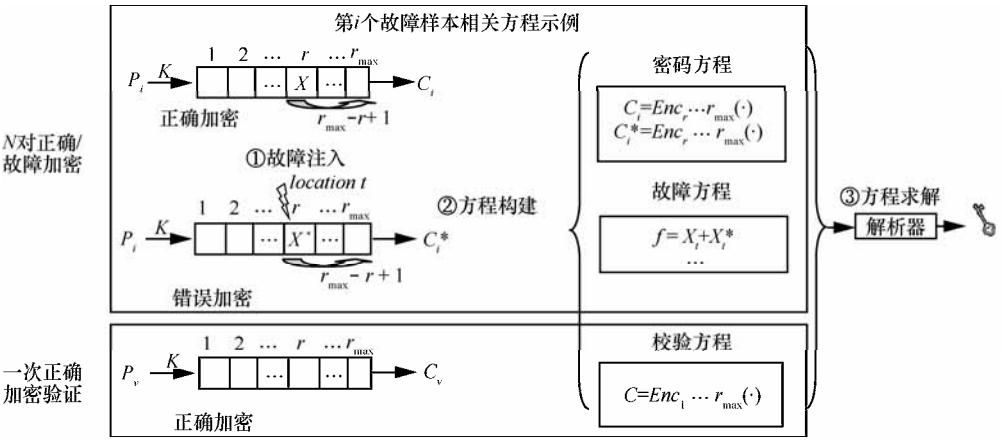


图 1 代数故障攻击框架

刺、时钟毛刺等方法修改芯片工作条件，使密码算法在某个轮次计算过程中注入故障产生错误，并将错误传播至密文。故障注入属于在线攻击阶段。故障注入方法和目标密码芯片的类型与故障模型直接相关。如对于 8 位微控制器上的软件实现，使用电压或者时钟故障诱导的故障一般为 8 位，而使用光学辐射诱导则可以达到单位精度。

2) 方程构建

方程构建是指攻击者构建出给定正确和错误加密样本的代数方程，属于离线攻击阶段。一般来说，攻击者需要构建出密码算法和故障方程。在密码算法代数方程构建方面，攻击者可以采取不同的策略。一方面，可以构建出从故障注入轮到密文正确和错误加密的代数方程，然后加上一个正确加密的全轮方程（称为校验方程），并和故障方程联立求解恢复唯一的密钥；同时，攻击者也可以不使用校验方程，此时方程可能会有多个可满足解，可以利用支持多个解的解析器来统计故障注入后的密钥搜索空间。另一方面，攻击者可以选取不同方法构建密码或者故障方程，如 S 盒的方程构建就有待定系数法、矩阵法、真值表构造法等。此外，攻击者还可以选定是正向还是逆向构建密码算法方程。

3) 方程求解

首先将代数方程转化为解析器可以理解的格式，然后利用解析器进行密钥求解。方程求解策略有多种，如基于可满足性问题的求解策略，典型解析器包括 zChaff、MiniSAT、CryptoMiniSAT 等，再如基于混合整数编程问题的求解策略，典型解析器有 SCIP、Gurobi 等。本文选取专门用于密码代数分析的解析器 CryptoMiniSAT 进行方程求解，可以自动对任意长度的异或表达式进行切割，十分便于密码方程构建。此外，CryptoMiniSAT 支持多个解的输出，可以统计故障注入后的密钥搜索空间。

3.2　PRESENT 代数方程构建

1) 代数故障分析密码整体结构构建策略

在代数故障分析中，密钥分析常是从密文开始，因此从密文开始反向构建加密方程，可以有效降低求解时间[21,22]，构建方法如图 2 所示。同时，密钥扩展方程建议也反向构建。PRESENT 采用了 SPN 结构，每轮输出同输入有很大差异，需要首先求出每个密码操作逆运算函数，再为之建立方程。

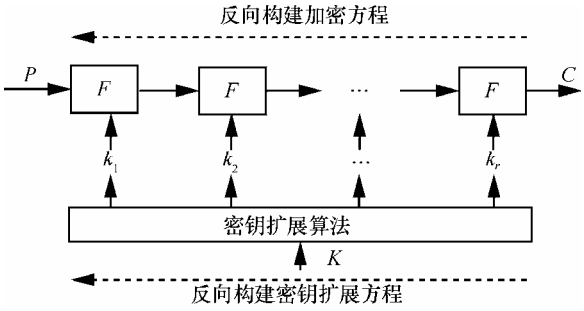


图 2　代数故障分析密码整体结构构建策略

2) PRESENT 代数故障分析方程组构建算法

算法 1 给出了 PRESENT 故障分析代数方程组构建过程，如下所示。

算法 1　PRESENT 代数故障分析方程组构建算法

输入　故障注入数量(N)；注入故障的加密轮(r)；故障宽度(w)；故障位置是否已知标志位(b)

输出　代数故障分析所需方程

Step1　构建密钥扩展方程

If (b=1) {//逆向构建全轮密钥扩展方程

For(i=31;i≥1;i− −)

　GenerateKS_R(i);}

Else { //逆向构建倒数 31−r 轮密钥扩展方程

For(i=31;i≥r;i− −)

　GenerateKS_R(i); }

Step2　逆向构建倒数 31−r 轮正确和错误加密方程、故障方程

RandomPlaintextGenerating();//产生攻击所需的随机加密明文

For(i=0; i<N; i++) {

C_i=E(P_i, K)//第 i 个明文正确加密

For(j=31; j≥r; j− −)//逆向构建倒数 31−r 轮加密方程

　GenerateES_R(j);

Generate_Input_ES(C_i)//输入正确密文

C_i*=FaultInjecting(E(P_i, K)) //第 i 个明文加密注入故障

For(j=31;j≥r;j− −)//逆向构建倒数 31−r 轮加密方程

　GenerateES_R(j);

Generate_Input_ES(C_i*)//输入错误密文

Generate_Faults_ES(f=X+X*)//构建故障方程

Step3　逆向构建验证故障方程

VerifyPlaintextGenerating(P_v)//生成随机验证明文

C_v=E(P_v, K)//验证明文正确加密

For(i=31; i≥1; i—)//逆向构建全轮加密方程

GenerateES_R(i);

Generate_Input_ES(P_v,C_v)

可以看出，方程分为 3 部分。第 1 部分为密钥扩展方程，整个攻击过程中只需构建一次；第 2 部分为加密和故障方程，需要为每次正确和错误加密建立方程；第 3 部分为可选部分，主要构建用于密钥校验的明密文方程。需要说明的是，代数故障方程构建分为 2 种模式。第 1 种模式是含校验方程时，称为 Type A 模式，此时方程求解只有唯一解。第 2 种模式为不含校验方程模式，称之为 Type B 模式，此时代数方程会包含多个可满足解、代数方程规模较小，求解速度较快。

3) PRESENT 密钥扩展方程构建

下面给出密钥扩展方程的逆向构建方法。正向密钥扩展函数由左移 61 位、查找 S 盒、异或轮常量组成，则逆向密钥扩展函数由异或轮常量、查找逆 S 盒、右移 61 位组成。

① 异或轮常量函数

令异或轮常量函数输入为(x_0||x_1||…||x_{79})，输出为(y_0||y_1||…||y_{79})，轮常量用(z_0||z_1||…||z_{79})来表示，则异或轮常量函数可表示为

$$x_i + y_i + z_i = 0,\ \ 0 \leqslant i \leqslant 79 \tag{1}$$

② 逆 S 盒函数

令逆 S 盒函数输入为(x_0||x_1||x_2||x_3)，输出为(y_0||y_1||y_2||y_3)，则逆 S 盒代数方程可表示为

$$\begin{aligned}
y_0 &= x_0 + x_1 + x_2 + x_3 + x_2x_2 + x_0x_1x_3 + x_1x_2x_3\\
y_1 &= x_1 + x_0 + x_1x_2 + x_0x_2 + x_1x_3 + x_2x_3 +\\
&\quad x_0x_3 + x_1x_2x_3 + x_0x_1x_3 + x_0x_2x_3\\
y_2 &= x_0 + x_2 + x_3 + x_0x_1 + x_0x_2 + x_1x_3 +\\
&\quad x_1x_2x_3 + x_0x_1x_3 + x_0x_2x_3\\
y_3 &= x_1 + x_1 + x_3 + x_0x_2
\end{aligned} \tag{2}$$

需要说明的是，PRESENT 密钥扩展每轮只查找 1 次 S 盒。

③ 右移 61 位函数

令函数输入为(x_0||x_1||…||x_{79})，输出为(y_0||y_1||…||y_{79})，则右移函数代数方程可表示为

$$x_{(19+i)\%80} + y_i = 0,\ \ 0 \leqslant i \leqslant 79 \tag{3}$$

4) PRESENT 加密方程构建

PRESENT 加密轮函数由轮密钥加、S 盒代换、置换函数组成，则逆轮函数由逆置换函数、逆 S 盒代换、逆轮密钥加组成。

① 逆置换函数

令逆置换函数输入为(x_0||x_1||…||x_{63})，输出为(y_0||y_1||…||y_{63})，则逆置换函数代数方程可表示为

$$x_{16(i\%4)+\frac{i}{4}} + y_i = 0, 0 \leqslant i \leqslant 63 \tag{4}$$

③ 逆 S 盒代换

逆 S 盒代换方程如式(2)所示。这里，每次需要查找 16 次 S 盒。

③ 逆轮密钥加

令逆 S 盒代换的输出为(x_0||x_1||…||x_{63})，轮密钥为(y_0||y_1||…||y_{63})，逆轮密钥加输出为(z_0||z_1||…||z_{63})，则逆轮密钥加可表示为

$$x_i + y_i + z_i = 0,\ \ 0 \leqslant i \leqslant 63 \tag{5}$$

3.3 故障代数方程构建

令 X 表示 λ 位正确加密状态，则 X=(x_0||x_1||…||x_{63})；令 X*表示注入宽度为 w 位的故障后的 λ 位错误加密状态，X*=(x_0*||x_1*||…||x_{63}*)，故障可能位置有 m 个，$m=\frac{\lambda}{w}$。令 Z 表示 X 和 X*的故障差分。

$$\begin{aligned}
&Z = z_0 \,\|\, z_1 \,\|\cdots\|\, z_{63} \,\|,\\
&Z_i = X_i + X_i^*,\ \ 0 \leqslant i \leqslant 63
\end{aligned} \tag{6}$$

根据故障宽度大小 w 不同，Z 可以被划分为 m 个 w 位变量，Z=(Z_0||Z_1||…||Z_{m-1})

$$Z_i = Z_{wi} \,\|\, Z_{wi+1} \,\|\cdots\|\, Z_{wi+w-1},\ \ 0 \leqslant i < m \tag{7}$$

根据攻击者是否已知故障索引值 t，Z 可以用不同的代数方程来表示。

1) 故障索引 t 已知

假设 t 值已知，则 Z 可表示为

$$Z_i = 0,\ \ 0 \leqslant i \leqslant m, i \neq t \tag{8}$$

Z_t 是一个非 0 的 w 位变量，可通过引入单位变量 u_t 来表示 Z_t 是否非 0。

$$u_t = (1 \oplus z_{wt}) \,\|\, (z_{wt+1}) \,\|\cdots\|\, (1 \oplus z_{wt+w-1}) = 0 \tag{9}$$

根据式(8)和式(9)，Z 可通过引入 w+1 个变量和 w(m+1) +2 个交集普通方程（CNF）变量来表示。

2) 故障索引 t 未知

在实际攻击中，故障索引 t 可能是未知的，可通过引入 m 个变量 u_i 来表示 Z_i 是否被注入故障。

$$u_i = (1 \oplus z_{wi}) \,\|\, (z_{wi+1}) \,\|\cdots\|\, (1 \oplus z_{wi+w-1}),\ 0 \leqslant i < m \tag{10}$$

如果 u_i=0，则 Z_i 即为注入故障的位。由于 u_0,

$u_1,\cdots,u_{m-1}$ 有且只有一个为 0，则可表示为

$$(1-u_0)\vee(1-u_1)\vee\cdots\vee(1-u_{m-1})=1,$$
$$u_i\vee u_j=1,\ 0\leqslant i<j<m \tag{11}$$

根据上式，Z 可通过引入 $m(w+2)$个变量和 $m(2w+0.5m+1.5)+1$ 个 CNF 变量来表示。需要说明的是，式(11)可适用于不同的 w、m、λ 参数。

3.4　主密钥搜索空间评估

由 3.1 节和 3.2 节可知，根据是否引入校验方程，代数故障分析方程求解可分为唯一解求解（Type *A*）和多个解求解（Type *B*）2 种模式。需要说明的是，一般的可满足性问题（SAT）解析器大都仅支持 Type *A* 模式，不支持 Type *B* 模式，CryptoMiniSAT 解析器从 v2.9.4 版本开始支持多个解输出。在 Type *B* 模式下，令 $\varphi(K)$表示故障注入后的剩余密钥熵，即密钥搜索空间求 Log2 结果，下面简要给出如何利用 CryptoMiniSAT 估计 $\varphi(K)$。令 L 表示主密钥 K 的长度，N 表示一次故障攻击的故障注入次数，θ 表示输入的已知密钥位数量。为了准确地评估 $\varphi(K)$，θ 一般从最大值 L 开始设定，逐渐降低到 0。令 $\eta(\theta)$表示解析器，根据给定 θ 得到的可满足解数量。在实际攻击中发现，如果一次代数故障攻击中可满足解的数量大于 2^{18}，解析器很难在有限时间内找到所有解。为此，设定了一个多个解空间上限 τ。下面给出主密钥搜索空间的穷举算法。

算法 2　剩余密钥熵评估算法（Type *B* 模式）

输入　L, N, θ, τ

输出　$\varphi(K)$

```
GenerateAFAES(N)//构建代数故障分析所需方程
GenKnowKeySet(S_K)//生成已知密钥位集合
For(θ=L; θ≥−1; θ− −)
{
    FedRandKeyBits(SK)//输入已知密钥位到解析器
    RemoveRandKeyBits(S_K)//已知密钥位集合数量减 1
    RunAFATypeB()//执行多个解的代数故障分析
    CalcSolutionCount(η(θ))//统计可满足解数量
    If (η(θ)≥τ and θ>0)
    {
      φ(K)≈θ+lb(η(θ))
      break;
    }
    If(θ=0)
      φ(K)≈lb(η(θ))
}
```

对于 PRESENT 攻击，L 设定为 80，τ 设定为 2^{18}。当 $\eta(\theta)\geqslant\tau$ 且 $\theta>0$ 时，$\varphi(K)\approx\theta+\mathrm{lb}(\eta(\theta))$，由于已知的 θ 位密钥可能在后续攻击中被恢复，此时一般实际的 $\varphi(K)$值会比 $\theta+\mathrm{lb}(\eta(\theta))$要小，也就是此时得到了 $\varphi(K)$值的一个上限估计；当 $\theta=0$ 时，等价于在未知密钥下的代数故障攻击，$\varphi(K)=\mathrm{lb}(\eta(\theta))$。

4　PRESENT 抗故障攻击能力评估

本节的故障注入是通过仿真实现的，故障攻击物理实验细节可参考第 5 节。

4.1　第 29 轮随机 Nibble 故障攻击

在 $N=1$ 时，使用在第 29 轮 S 盒输入进行了注入随机 Nibble（$w=4$）故障实验，攻击在 Type *B* 求解模式下执行了 100 次，得到的 $\varphi(K)$统计如图 3 所示。

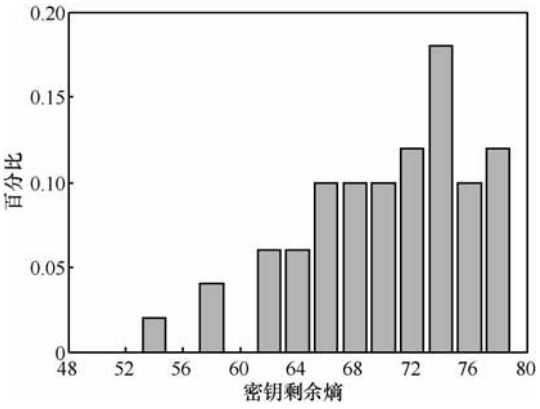


图 3　第 29 轮注入单次 Nibble 故障后 $\varphi(K)$统计

根据图 3，$\varphi(K)$可被降低到 54~78 位，平均值为 70.58 位，$\varphi(K)$平均被降低了 9.42 位，8~10 次故障注入即有望将 $\varphi(K)$降低到较小值。需要说明的是，$\varphi(K)$的波动主要取决于故障注入后在后续轮次中传播影响到的 S 盒数量。如果最后一轮查找 S 盒出错数量较少时，如 2~4 时，$\varphi(K)$的取值则较大；否则较小。

图 4 给出了第 29 轮注入 8 次随机 Nibble 故障后的密钥剩余熵 $\varphi(K)$的统计。可以看出，8 次故障注入后 $\varphi(K)$平均可被降低为 8.13 位。需要说明的是，8 次故障注入是平均值，在故障影响的 S

盒数量较大的情况下，3 次故障注入可将 $\varphi(K)$降低到较小范围。

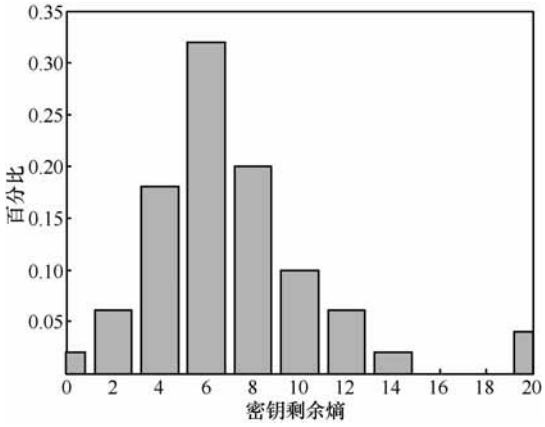


图 4 第 29 轮注入 8 次 Nibble 故障后 $\varphi(K)$统计

4.2 第 28 轮随机 Nibble 故障攻击

1) 第 28 轮注入 Nibble 故障

在 N=1 时，在第 28 轮 S 盒输入进行了注入随机 Nibble（w=4）故障实验，攻击执行了 100 次，得到的 $\varphi(K)$统计如图 5 所示。

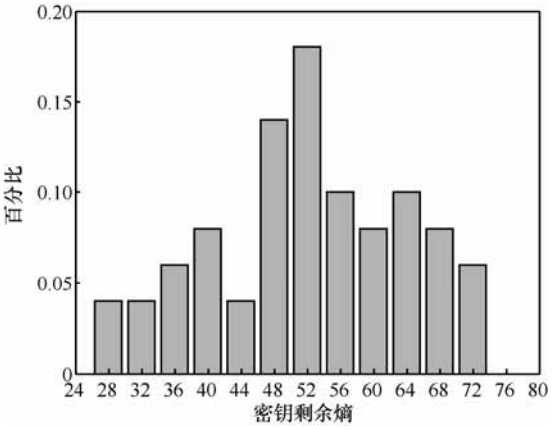


图 5 第 28 轮注入 1 次 Nibble 故障后 $\varphi(K)$统计

可以看出：$\varphi(K)$取值符合指数分布，取值范围大致为 26~72，平均被降低到 51.49，攻击效果比第 29 轮攻击好，2~3 次故障注入有望恢复主密钥。

N=3 时，100 次故障攻击后 $\varphi(K)$统计如图 6 所示。$\varphi(K)$可被降低到 12 以内，平均被降低到 4.05。

4.3 不同故障宽度、深度攻击比较

为研究不同故障宽度对攻击的影响，首先对第 29 轮随机单位故障（w=1）、随机 Nibble 故障（w=4）、随机单字节故障（w=8）、随机双字节故障（w=16）、随机 4 字节故障（w=32）进行了代数故障攻击实验，分别执行 100 次攻击实验，得到的 $\varphi(K)$统计如图 7 所示。

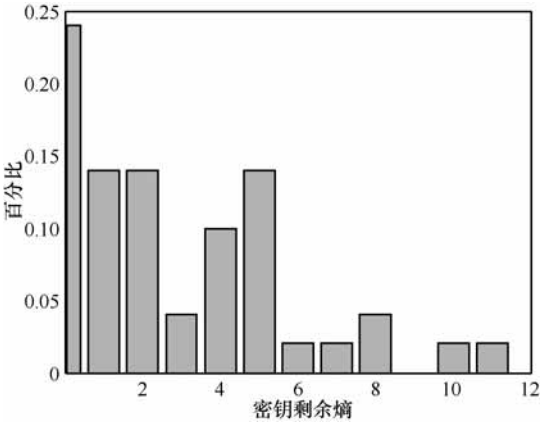


图 6 第 28 轮注入 3 次 Nibble 故障后 $\varphi(K)$统计

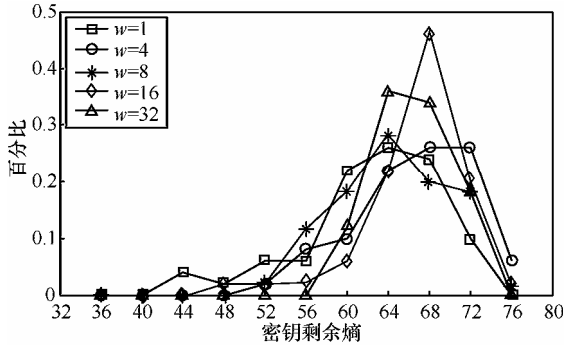


图 7 第 29 轮注入不同宽度故障 $\varphi(K)$统计

可以看出，$\varphi(K)$大致为 44~76，如果故障传播影响的 S 盒较多，3 次注入即可恢复 80 位主密钥。需要说明的是，Nibble 随机故障模型下，如果攻击执行次数较多（一般要 10 万次左右），从中筛选出第 29 轮 1 次故障注入后影响最后一轮 16 次查找 S 盒操作的故障样本，本文发现单次故障注入后可将 $\varphi(K)$降低到 40 以内，2 次故障注入可恢复完整主密钥。

表 1 给出了一次故障注入下 PRESENT 代数故障攻击平均可恢复的密钥位（即 80−$\varphi(K)$）。第 29 轮注入故障时，单位故障模型平均恢复密钥位最多；单字节故障模型次之，Nibble、双字节故障模型相对接近；4 字节故障模型则接近于单字节故障模型，这主要是由于 4 字节故障模型在很大概率上可以导致最后一轮 16 次查找 S 盒出错导致的。

表 1 N=1 时攻击平均恢复密钥位

轮次	w=1	w=4	w=8	w=16	w=32
29	13.77	9.42	12.34	8.24	9.64
28	41.95	28.51	34.23	32.48	29.57

为了解不同深度、宽度条件下的攻击影响，本文将攻击扩展到第 28 轮，针对 w 的 5 个参数值分

别进行了 100 次攻击实验，得到的 $\varphi(K)$统计如图 8 所示。1 次故障注入下 w=1、4、8、16 时均有很大概率将 $\varphi(K)$降低到 40 以内，有的甚至可降低到 20 以内，1~2 次故障注入后有望恢复主密钥；w=32 时大部分情况下可将 $\varphi(K)$降低到 48~60，大约 3 次故障注入后有望恢复主密钥。

第 28 轮一次故障注入下不同宽度平均可恢复的密钥位的统计见表 1 第 2 行，可以看出第 28 轮攻击恢复密钥位要多于第 29 轮；单位故障攻击效果最好，其次为单字节、双字节故障模型，最后是 Nibble 和 4 字节故障模型。

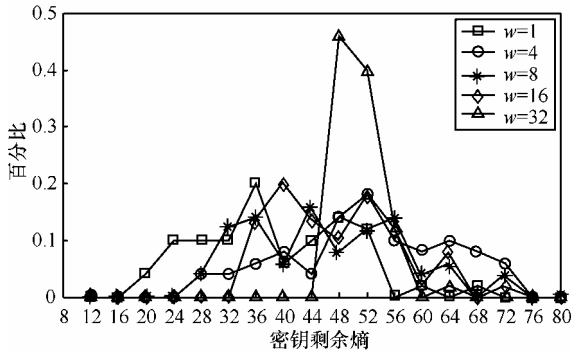


图 8　第 28 轮注入不同宽度故障 $\varphi(K)$统计

此外，本文还将攻击扩展至第 27 轮，此时随着已知密钥位数量 θ 的减小，解析器求解速度越来越慢。实验大致可估计出当 θ=40 时，可满足解数量大部分情况下仍为 1，这就意味着一次故障注入后至少恢复 40 位密钥，2 次故障注入有望恢复主密钥。但实际攻击中，随着轮数的增加，解析器求解代数方程的复杂度较大，导致求解时间较长，2 次故障注入本文在 24 h 内也无法实现密钥恢复。为此，本文增大了故障注入样本量，5 次故障注入可在 1 h 内恢复主密钥。

4.4　故障分析结果比较与解读

表 2 给出了本文与已有故障分析结果的比较。

1) 第 29 轮故障攻击比较与解读

在第 29 轮注入故障，目前有 4 项研究工作，均基于 Nibble 故障模型。① Li 等[14]的差分故障分析工作，在故障注入到第 29 轮的查找 S 盒输入时，40~50 次故障注入可以恢复 64 位后白化密钥。② Zhao 等[16]的基于故障传播模式分析的差分故障攻击工作，基于文献[14]相同故障模型，通过分析故障密文索引和差分特征来识别故障传播路径，8 次故障注入分别将 PRESENT-80/128 的密钥搜索空间降低到 $2^{14.7}$。③ Gu 等[17]的统计故障分析，通过构建基于最大似然区分器和欧几里德距离区分器，10 000 次故障注入可恢复最后一轮的 64 位后白化密钥。④ 吴等[18]的代数故障分析，通过筛选特定的故障密文，2 次故障注入样本可恢复

表 2　PRESENT 故障分析结果比较

攻击	算法	方法	故障模型	是否选定故障样本	样本量	密钥搜索空间
文献[14]	PRESENT-80	DFA	r=29，w=4	否	40~50	2^{16}
文献[16]	PRESENT-80	DFA	r=29，w=4	否	8	$2^{14.7}$
文献[16]	PRESENT-128	DFA	r=29，w=4	否	16	$2^{22.1}$
文献[17]	PRESENT-80	SFA	r=23~31，w=4	否	10 000	1
文献[18]	PRESENT-80	AFA	r=29，w=4	是	2	2^{16}
文献[21]	PRESENT-80	DFA	r=28，w=16	未知	2	1.7
文献[21]	PRESENT-128	DFA	r=28，w=16	未知	3	$2^{22.3}$
本文	PRESENT-80	AFA	r=29，w=4	否	8	$2^{8.13}$
本文	PRESENT-80	AFA	r=29，w=4	是	2	1
本文	PRESENT-80	AFA	r=28，w=4	否	3	$2^{4.05}$
本文	PRESENT-80	AFA	r=28，w=8	否	2	$2^{8.07}$
本文	PRESENT-80	AFA	r=28，w=16	否	2	$2^{12.60}$
本文	PRESENT-128	AFA	r=28，w=16	否	3	$2^{44.91}$

64 位后白化密钥。

已有工作受制于密码分析者对故障信息的利用率和密码分析认知能力，代数故障分析则将该问题转化为机器解析器求解问题，结果更加可靠。本文前面结果表明，第 29 轮注入单个随机 Nibble 故障平均可恢复 9.42 个位（如表 1 所示），8 次故障注入后平均可将 $\varphi(K)$降低到 8.13，结果要优于文献[14]、文献[16]，这主要是由于解析器自动求解可充分分析故障注入位置至密文的所有故障信息导致的；同时，Gu 等的统计故障分析依赖于构建的最大似然区分器和欧几里德距离区分器，在数据复杂度上并不是最优的，这一点在文献[17]中也明确提出了；吴等[18]的代数故障分析依赖于特定的故障模型，攻击者需要筛选出第 29 轮注入 Nibble 故障后密文的 16 个 Nibble 全出错的特定样本，2 次故障注入可恢复 64 位后白化密钥，而基于相同故障模型，利用本文方法可直接恢复 80 位主密钥，结果要优于文献[18]。

2) 第 28 轮故障攻击比较与解读

第 28 轮故障攻击有 2 项工作：① 文献[17]基于 Nibble 故障模型的统计故障分析，10 000 次故障注入可恢复最后一轮的 64 位后白化密钥；② 文献[21]基于双字节故障模型的差分故障分析，可使用 2 次和 3 次故障注入分析将 PRESENT-80/128 的密钥搜索空间降低到 1.7 和 $2^{22.3}$。

本文代数故障分析结果表明，文献[17]在第 28 轮 Nibble 故障攻击的数据复杂度仍不是最优的，3 次故障注入即可将主密钥剩余熵平均降低到 4.05；基于第 28 轮随机双字节故障模型，2 次故障注入时执行了 100 次攻击实验得到的 $\varphi(K)$统计如图 9 所示，$\varphi(K)$的取值范围大致为 0~40，平均值为 12.60。由于文献[21]中仅给出使用 2 次故障注入可将 PRESENT-80 密钥搜索空间降低到 1.7，并没有给出攻击的重复执行次数和 $\varphi(K)$的统计分布特征，其攻击结果可信度有待考证。文献[19]中攻击对故障注入可能有特定要求，要求每次故障注入都会产生最多的活跃 S 盒，从而使密钥恢复效率较高导致的，本文的攻击实验中主密钥剩余熵也可被降低到零也可说明该特性。

本文 4.3 节第 28 轮注入不同宽度故障攻击结果表明，第 28 轮双字节故障模型并不是最优模型，单位故障模型和字节故障模型的攻击效果要优于双字节故障模型，如图 9 所示。

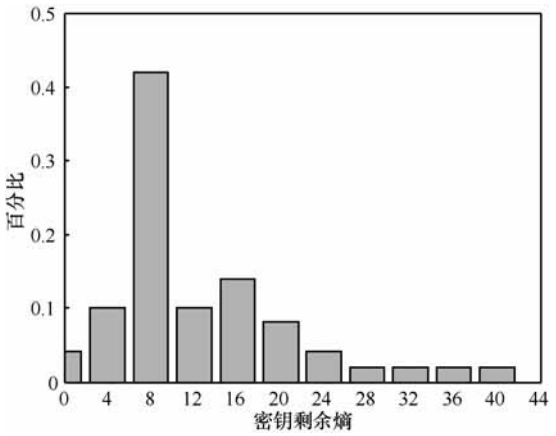


图 9 第 28 轮注入 2 次随机双字节故障 $\varphi(K)$统计

此外，基于双字节故障模型对 PRESENT-128 进行了攻击，N=3 时，100 次攻击后 $\varphi(K)$的统计分布特征如图 10 所示，128 位主密钥熵可平均被降低到 44.91，结果要大于文献[19]的 $2^{22.3}$，本文猜测可能仍是文献[19]中攻击每次故障注入都会产生最多的活跃 S 盒，从而使密钥恢复效率较高导致的。

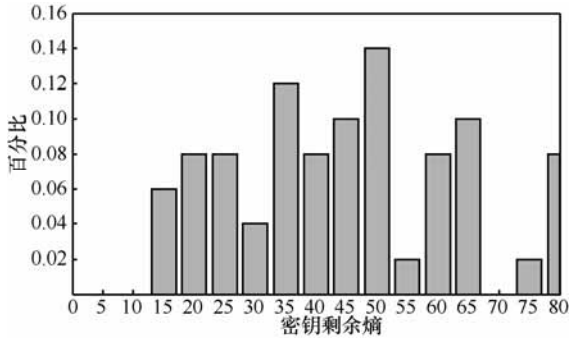


图 10 第 28 轮注入 3 次随机双字节故障 $\varphi(K)$统计

5 故障攻击物理实验

本节旨在对 PRESENT 在智能卡上的软件实现开展故障注入物理实验，研究不同条件下的故障注入成功率，以及现实中的故障模型，并验证本文故障分析结果的正确性。

需要说明的是，故障注入的方法有很多种，如电压毛刺、时钟毛刺、电磁辐射、激光照射等。其中，激光故障注入精度最高，可以到单比特，但需对芯片进行剖片，成本较高；电压和时钟毛刺注入故障成本较低，基本能够注入半字节或者单字节故障。因此，本文选取时钟毛刺作为故障注入手段。

5.1 实验配置

实验中，PRESENT 实现在符合 ISO/IEC 7816-3

协议的智能卡上，核心为 ATMega163 微控制器，工作频率为 3.57 MHz，算法采用速度优先的 8 位软件实现。故障注入使用 ChipWhisperer 设备来实现，其中，时钟毛刺通过 Xilinx Spartan 6 FPGA 芯片来生成和控制。故障分析电脑配置为 Intel(R) Core (TM) I7-2640 CPU 2.80 GHz，4 GB 内存，Win7 64 位操作系统，解析器版本为 CryptoMiniSAT v2.9.6。

5.2　基于时钟毛刺的故障注入

1) 时钟毛刺生成过程

时钟毛刺是时钟信号中不规则的情形，使用时钟毛刺可以比较精确地向某一计算过程引入故障，例如对加密过程中的一个 8 位寄存器中的数据产生随机故障的效果，这也是许多故障攻击假设中所使用到的模型。图 11 是一个局部寄存器结构，CLK 表示寄存器的时钟信号，*r_in* 和 *r_out* 分别表示寄存器的输入和输出数据。*Data input* 和 *Data output* 则是该电路的输入输出，在密码算法执行中常代表加密中间变量。

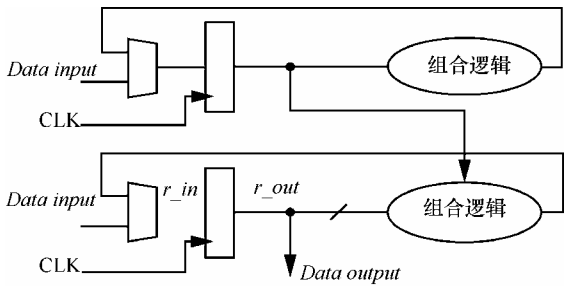


图 11　局部寄存器电路

在每个时钟上升沿，寄存器进行数据读入和输出，且在每个时钟周期内，由于模拟电路设计和路径延时等原因，寄存器存在一段数据不稳定的时间。当 2 个相邻上升沿时间间隔大于该不稳定区间，寄存器输出数据和输入数据相等，电路运行正常；否则 *r_out* 值尚未稳定下来就输出到下一级电路，寄存器处于不稳定区间，*r_out* 输出将是随机值，导致该部分电路运算出错。

实验中，使用 Xilinx Spartan 6 系列 FPGA 芯片来实现时钟毛刺的生成与精确控制，生成的时钟信号将作为密码芯片的时钟信号输入，如图 12 所示。输入时钟信号 *input_clk* 经 2 次相移后生成 2 路同频不同相的时钟信号，利用这 2 路信号，经过运算可以得到一串连续的脉冲信号毛刺。将该脉冲信号流与原始输入时钟信号 *input_clk* 进行异或即可得到毛刺时钟信号 *g_clk*。上述 2 次相移操作均是通过 FPGA 芯片中的数字时钟管理模块实现。

为精确控制故障注入位置，在指定时机产生毛刺，攻击者需要在 *input_clk* 和 *g_clk* 之间按需进行切换。切换是通过调节外部输入信号 *trigger* 的位置进行控制的，当 FPGA 检测到 *trigger* 信号拉高时，密码芯片的时钟输入切换为毛刺时钟，而当 *trigger* 信号为低电平时，密码芯片时钟输入恢复为正常时钟。

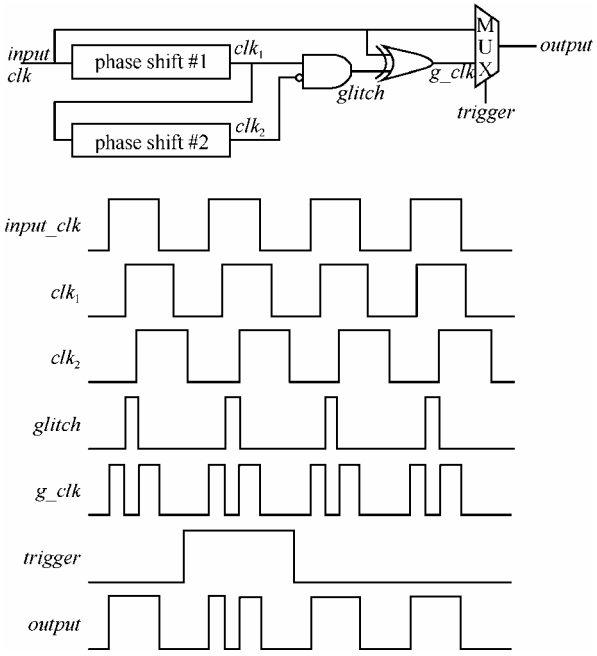


图 12　时钟毛刺生成原理

2) 时钟毛刺控制参数

为方便说明，对时钟毛刺的参数定义如下。

T：一个正常的时钟周期，为 280 ns（对应频率 3.57 MHz）。

T_t：*trigger* 信号位置。

T_o：毛刺相对于 *trigger* 的偏置，通过调整这一参数可以灵活调整时钟毛刺的注入位置。

G_w：毛刺宽度，指毛刺信号中 2 个相邻上升沿之间的时间间隔。

3) 时钟毛刺位置控制

实验中使用智能卡 AUX1 脚输出的 *trigger* 信号实现这一控制，当 FPGA 芯片检测到 *trigger* 信号上升沿时，FPGA 中的计数器开始计数，计 T_o 个时钟周期后，将输入给智能卡的时钟信号切换为毛刺信号，并在添加一个毛刺时钟后切换为正常时钟信号。根据逆向推理验证，一个合适的毛刺信号通常只造成一个 8 位数据寄存器出现数据

混淆，即产生一个单字节故障。T_o 的值需要通过多次尝试和逆向推理验证来确定，为了能够在合适时机注入故障，本文通常将 T_t 设置在距离故障注入点较近的操作前，这样 T_o 的尝试范围将可以缩小到 50 ns 以内。

4) 时钟毛刺宽度控制

为找到一个合适的毛刺宽度 G_w，对毛刺宽度和故障发生概率之间的关系做了进一步实验，下面以 PRESENT 第 28 轮首个查找 S 盒为例进行讨论。

实验令毛刺宽度 G_w 的值从 95 ns 开始，以 0.56 ns 为步长逐步减小，对每个 G_w 值进行重复故障注入实验，统计故障发生概率。结果如图 13 所示,每点均对应 270 次故障注入的统计结果。

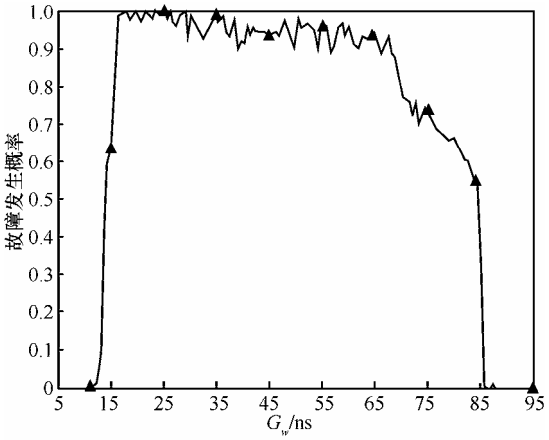


图 13　故障频率与毛刺宽度的关系

由图 13 可知，当 G_w 从 95 ns 开始减小时，故障概率呈上升趋势，在 G_w=85 ns 时，故障概率增大，且随着 G_w 减小故障概率增加。16 ns<G_w<82 ns 对应的区间，由该时钟毛刺引导的故障概率接近 100%。物理实验中，本文采用 G_w =20 ns 进行故障注入。下面介绍 2 种针对 PRESENT-80 的故障攻击实验。

5.3　基于字节模型的故障攻击

实验中设定 G_w=20 ns，T_o 取值为 15~20 时，可将故障注入到第 28 轮查找 S 盒，使查找 S 盒输出产生一个字节故障，如图 14 所示。由于攻击针对的是 PRESENT-80 软件实现，结合简单功耗分析可识别出故障针对的字节索引，在 Type *B* 求解模式下执行了 100 次故障攻击实验，2 次故障注入后 80 位主密钥剩余熵平均可被降低到 8.07，攻击平均执行时间约为 1 min。

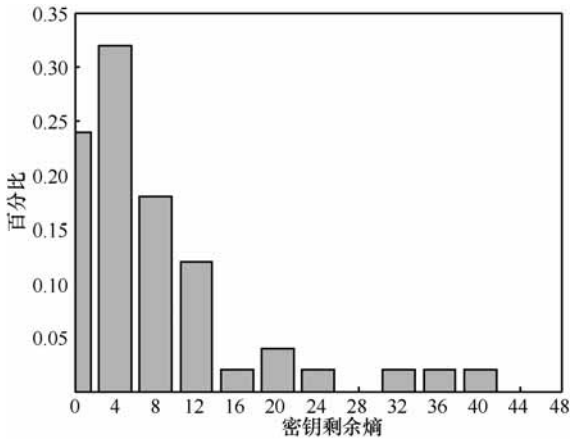


图 14　第 28 轮注入 2 次随机字节故障 $\varphi(K)$统计

5.4　基于操作跳跃的故障攻击

在实验中，本文还发现，G_w=20 ns、T_o 取值为 13、14、24 时，虽然从功耗曲线上可以看到 8 次查找 8 进 8 出大 S 盒的操作，但实际上该查找 S 盒操作被跳过去了，相当于注入了向 8 个 S 盒注入了差分为正确 S 盒输入和正确 S 盒输出异或结果的一个故障。实验中，故障注入到第 30 轮 S 盒计算过程中，首先使用 1 次故障注入样本在 Type *B* 求解模式下执行了 100 次攻击，PRESENT-80 的密钥剩余熵可被降低到 15~20。然后使用 1 次故障注入样本在 Type *A* 求解模式下执行了 100 次攻击，得到求解时间的统计分布，如图 15 所示。

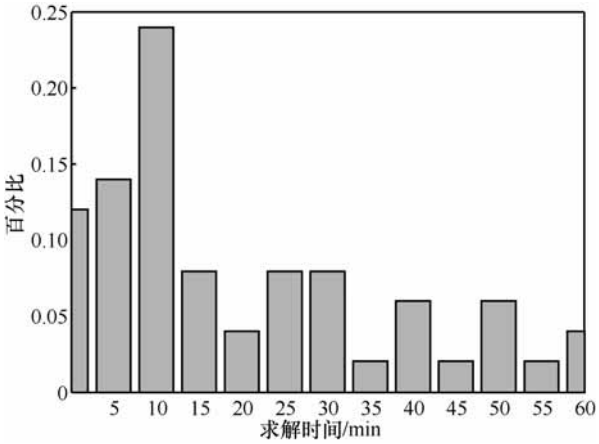


图 15　第 30 轮注入 1 次查找 S 盒跳过故障后求解时间统计

由图 15 可以看出 94%的情况下 80 位主密钥可在 1 个小时内求解出来。事实上，如果将求解时间放宽至 6 个小时，攻击成功率为 100%。

6　结束语

提出了一种改进的基于代数分析的轻量级分

组密码 PRESENT 算法代数故障分析方法，对其抗故障攻击能力进行了评估。结果表明，提出方法可建立十分紧凑的代数方程，挖掘所有的故障信息，得到更为准确的故障注入后的密钥剩余熵，攻击所需数据复杂度相比前人工作要低；同时，首次基于不同故障宽度、不同故障深度对 PRESENT 抗故障攻击能力进行了评估，并根据结果对已有故障攻击进行了解读和分析；最后对符合 ISO/IEC 7816-3 协议的智能卡上的 PRESENT 软件实现进行了基于时钟毛刺的故障注入实验，结果表明，如果第 28 轮注入字节故障，2 次故障注入可将主密钥剩余熵降低到 8.07；如果第 30 轮注入跳过 S 盒计算故障，1 次故障注入即可在 94%的情况下、1 个小时内恢复 80 位主密钥。

未来的工作主要有以下 3 个方面：1) 结合硬件木马实现单位故障注入[23]，或对 PRESENT 的轮计数器打入故障[24]，有望在 1 次故障注入下恢复主密钥；2) 开展基于故障不完美分布特征的故障攻击研究[25]，在唯错误密文场景下实现密钥恢复；3) 开展 PRESENT 故障灵敏度分析研究[26,27]，攻破带有传统故障攻击防护的密码实现。

参考文献：

[1] BOGDANOV A, KNUDSEN L R, LEANDER G, et al. PRESENT: an ul-tra-lightweight block cipher[C]//CHES 2007. Vienna, Austria, c2007: 450-466.

[2] BOGDANOV A, LEANDER G, PAARC, et al. Hash functions and RFID tags: mind the gap[C]//CHES 2008. Washington, DC, USA, c2008: 283-299.

[3] WANG M. Differential cryptanalysis of reduced-round PRESENT[C]// AFRICACRYPT 2008. Casablanca, Morocco, c2008: 40-49.

[4] BLONDEAU C, NYBERG K. New links between differential and linear cryptanalysis[C]//EUROCRYPT 2013. Athens, Greece, c2013: 388-404.

[5] BLONDEAU C, NYBERG K. Links between truncated differential and multidimensional linear properties of block ciphers and underlying attack complexities[C]//EUROCRYPT 2014. Athens, Greece, c2014: 165-182.

[6] NAKAHARA J, SEPEHRDAD P, ZHANG B, et al. Linear (hull) and algebraic cryptanalysis of the block cipher PRESENT[C]//CANS 2009. Ishikawa, Japan, c2009: 58-75.

[7] CHO J Y. Linear cryptanalysis of reduced-round PRESENT[C]// CT-RSA 2010. San Francisco, CA, USA, c2010: 302-317.

[8] ALBRECHT M, CID C. Algebraic techniques in differential cryptanalysis[C]//FSE 2009. Leuven, Belgium, c2009: 193-208.

[9] BLONDEAU C, PEYRIN T, WANG L. Known-key distinguisher on full PRESENT [EB/OL]. http://eprint.iacr.org/2015/575.pdf, 2015.

[10] ZHANG J, GU D W, GUO Z, et al. Differential power cryptanalysis attacks against PRESENT implementation[C]//ICACTE 2010. Chengdu, China, c2010: 661-665.

[11] 李浪, 李仁发, 李肯立, 等. 轻量级 PRESENT 加密算法功耗攻击研究[J]. 计算机应用研究, 2014, 31(3), 843-845.
LI L, LI R F, LI K L, et al. Differential power analysis attacks on PRESENT[J]. Application Research of Computers, 2014, 31(3), 843-845.

[12] RENAULD M, STANDAERT F X. Algebraic side-channel attacks[C]//In-scrypt 2009. Beijing, China, c2010: 393-410.

[13] ZHAO X J, GUO S Z, ZHANG F, et al. Efficient Hamming weight-based side-channel cube attacks on PRESENT[J]. The Journal of Systems and Software, 2013, 86: 728-743.

[14] LI J, GU D W. Differential fault analysis on PRESENT[C]// CHNA-CRYPT 2009. Guang Zhou, China, c2009: 3-13.

[15] WANG G, WANG S. Differential fault analysis on present key schedule[C]//CIS 2010. Nanning, China, c2010: 362-366.

[16] ZHAO X J, GUO S Z, ZHANG F, et al. Fault-propagate pattern based DFA on PRESENT and PRINT cipher[J]. Wuhan University Journal of Natural Sciences, 2012, 17(6): 485-493.

[17] GU D W, LI J R, LI S, et al. Differential fault analysis on light-weight block ciphers with statistical cryptanalysis techniques[C]//FDTC 2012. Leuven, Belgium, c2012: 27-33.

[18] 吴克辉, 赵新杰, 王韬, 等. PRESENT 密码代数故障攻击[J]. 通信学报, 2012,33(8): 85-92.
WU K H, ZHAO X J, WANG T. Algebraic fault attack on PRESENT[J]. Journal on Communications, 2012, 33(8): 85-92.

[19] JEONG K, LEE Y, SUNG J, et al. Improved differential fault analysis on PRESENT-80/128[J]. International Journal of Computer Mathematics, 2013, 90(12): 2553-2563.

[20] KLOSE, D. PRESENT implementation[EB/OL]. http://www. lightweightcrypto. org/implementations.php, 2011.

[21] 郭世泽, 王韬, 赵新杰. 密码旁路分析原理与方法[M]. 北京：科学出版社, 2014.
GUO S Z, WANG T, ZHAO X J. Principles and methodologies of side-channel analysis in cryptography[M]. Science Press, Beijing, China, 2014.

[22] ZHAO X J, GUO S Z, ZHANG F, et al. Improving and evaluating differen-tial fault analysis on LED with algebraic techniques[C]// FDTC 2013. Santa Barbara, CA, USA, c2013: 41-51.

[23] KUMAR R, JOVANOVIC P, BURLESON W P, et al. Parametric trojans for fault-injection attacks on cryptographic hardware[C]// FDTC 2014. Busan, Korea, c2014: 18-28.

[24] DEHBAOUI A, MIRBAHA A P, MORO N, et al. Electromagnetic glitch on the aes round counter[C]//COSADE 2013. Paris, France, c2013: 17-31.

[25] LI Y, HAYASHI Y, MATSUBARA A, et al. Yet another fault-based leakage in non-uniform faulty ciphertexts[C]//FPS 2013. La Rochelle,

France, c2013: 272-287.

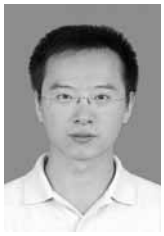
[26] LI Y, SAKIYAMA K, GOMISAWA S, et al. Fault sensitivity analysis[C]//CHES 2010. Santa Barbara, California, USA, c2010: 320-334.

[27] MORADI A, MISCHKE O, PAAR C, et al. On the power of fault sensitivity analysis and collision side-channel attacks in a combined setting[C]//CHES 2011. Nara, Japan, c2011: 292-311.

作者简介：

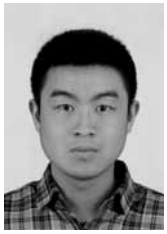
黄静（1983-），女，四川南充人，61541部队助理工程师，主要研究方向为卫星网络与信息安全。

赵新杰（1986-），男，河南开封人，博士，北方电子设备研究所工程师，主要研究方向为网络空间安全与密码学。

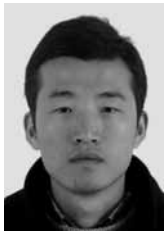


张帆（1978-），男，浙江杭州人，博士，浙江大学讲师，主要研究方向为密码旁路分析和故障分析。

郭世泽（1969-），男，河北石家庄人，北京电子设备研究所研究员，主要研究方向为网络空间安全与密码学。



周平（1988-），男，安徽无为人，军械工程学院博士生，主要研究方向为密码算法旁路分析与故障分析等。



陈浩（1987-），男，湖北武汉人，军械工程学院博士生，主要研究方向为密码算法旁路分析与故障分析等。

杨建（1991-），男，湖北武汉人，主要研究方向为分组密码代数故障分析。