doi:10.11959/j.issn.1000-436x.2016135

HIGHT 算法的积分攻击

郭建胜[1,2]，崔竞一[1]，潘志舒[3]，刘翼鹏[1]
(1. 解放军信息工程大学三院，河南 郑州 450001；2. 信息保障技术重点实验室，北京 100072；3. 西安卫星测控中心，陕西 西安 710043)

摘 要：对轻量级分组密码算法 HIGHT 在积分攻击方法下的安全性进行了研究。首先纠正了现有研究成果在构造区分器时的不当之处，重新构造了 HIGHT 算法的 11 轮积分区分器，并构造了相应高阶积分扩展下的 17 轮区分器；其次利用所构造的 17 轮区分器，结合“时空折中”原理对 25 轮 HIGHT 算法进行了积分攻击；最后对攻击算法的复杂度进行了分析，攻击算法需要的数据复杂度为 $2^{62.92}$，时间复杂度为 $2^{66.20}$，空间复杂度为 2^{119}。分析结果表明，所给出的攻击算法的攻击轮数和时间复杂度要优于现有研究结果。

关键词：密码分析；分组密码；积分攻击；HIGHT 算法
中图分类号：TN918.1 **文献标识码**：A

Integral attack on HIGHT block cipher

GUO Jian-sheng[1, 2], CUI Jing-yi[1], PAN Zhi-shu[3], LIU Yi-peng[1]
(1. The Third Department, The PLA Information Engineering University, Zhengzhou 450001, China;
2. Science and Technology on Information Assurance Laboratory, Beijing 100072, China;
3. Xi’an Satellite Control Center, Xi’an 710043, China)

Abstract: The security of HIGHT block cipher under integral attack was studied. Firstly, the flaw in the existing results on building the distinguisher was corrected. And a new 11-round integral distinguisher of HIGHT was built. Based on this new distinguisher, a 17-round multiple-integral distinguisher was built. By using the 17-round distinguisher, 25-round integral attack on HIGHT was proposed based on the principle of time memory trade-off, with the data, time and memory complexity of $2^{62.92}$, $2^{66.20}$ and 2^{119} respectively. The results show that the attack was better than results before on the number of round and time complexity.

Key words: cryptanalysis, bock cipher, integral attack, HIGHT block cipher

1 引言

HIGHT 算法是由 Hong 等[1]在 CHES 2006 上提出的轻量级分组密码，其采用一种广义 Feistel 结构，轮函数输入和输出均为 8 bit，规模很小，且没有用 S 盒，只使用循环移位、异或和模加操作，在 8 位处理器的环境中表现出很好的效率。子密钥是在加密过程中通过密钥扩展算法得到的，密钥寄存器只需要存储 128 bit 的主密钥。

针对 HIGHT 的分析方面，最初由设计者给出了 HIGHT 算法的差分分析、线性分析、截段差分分析、不可能差分分析、积分分析等结果[1]。其积分分析构造了 12 轮的积分区分器，并对 16 轮 HIGHT 算法进行了攻击。2009 年，文献[2]指出了算法设计者在构造积分区分器时的错误，利用高阶积分扩展构造了 17 轮的积分区分器，并利用密钥扩展算法攻击了 22 轮 HIGHT 算法。在 ICISC 2010 上，Koo 等[3]在相关密钥条件下给出了全轮 HIGHT 算法的攻击结果。在单密钥条件下，Hong 等[4]在 ICISC 2011 上利用 Biclique 攻击给出了全轮 HIGHT 算法的攻击结果，但其时间复杂度较高。Chen 等[5]在 2012 年非洲密码年会上提出了 HIGHT 算法不可能差分分析的相关结论。在 2015 年，由 Igarashi 等[6]提出了对 19 轮 HIGHT 算法的中间相遇攻击结

收稿日期：2015-01-27；**修回日期**：2016-06-04
基金项目：中国博士后科学基金资助项目（No.2014M562582）
Foundation Item: China Postdoctoral Science Foundation (No.2014M562582)

果。同时，HIGHT 算法也有在故障分析下安全性的相关研究成果[7,8]。

本文对 HIGHT 算法在积分攻击下的安全性进行了研究。首先，对文献[2]所构造的积分区分器进行了分析，指出了文献[2]在构造区分器时的不当之处，重新构造了 HIGHT 算法的 11 轮积分区分器，并构造了相应高阶积分扩展下的 17 轮区分器；然后，根据高阶积分扩展构造的 17 轮区分器，攻击了 25 轮 HIGHT 算法。其中，根据“时空折中”的原理，利用存储空间分担了部分计算时间，降低了整个攻击算法的计算复杂度。攻击 25 轮 HIGHT 算法的数据复杂度、时间复杂度和空间复杂度分别为 $2^{62.92}$、$2^{66.20}$ 和 2^{119}。攻击轮数和时间复杂度都要优于文献[2]与文献[11]的结果。

2 相关知识

2.1 HIGHT 算法结构简介

HIGHT 算法采用了具有 8 分支的广义 Feistel 结构。其分组长度为 64 bit，密钥长度为 128 bit，加密轮数为 32 轮。每一轮包含 2 个不同的 F 函数 ($F_0:\{0,1\}^8\to\{0,1\}^8$， $F_1:\{0,1\}^8\to\{0,1\}^8$)、异或运算 $\oplus$、模 2^8 加运算 $\boxplus$ 以及内部位置变换。其 F 函数为：$F_0(x)=x\lll 1\oplus x\lll 2\oplus x\lll 7$，$F_1(x)=x\lll 3\oplus x\lll 4\oplus x\lll 6$。设 64 bit 明文为 $(P_7,P_6,P_5,P_4,P_3,P_2,P_1,P_0)$，经过 32 轮算法后变换成 64 bit 密文 $(C_7,C_6,C_5,C_4,C_3,C_2,C_1,C_0)$。具体结构如图 1 所示。

HIGHT 算法具体加密流程如下。

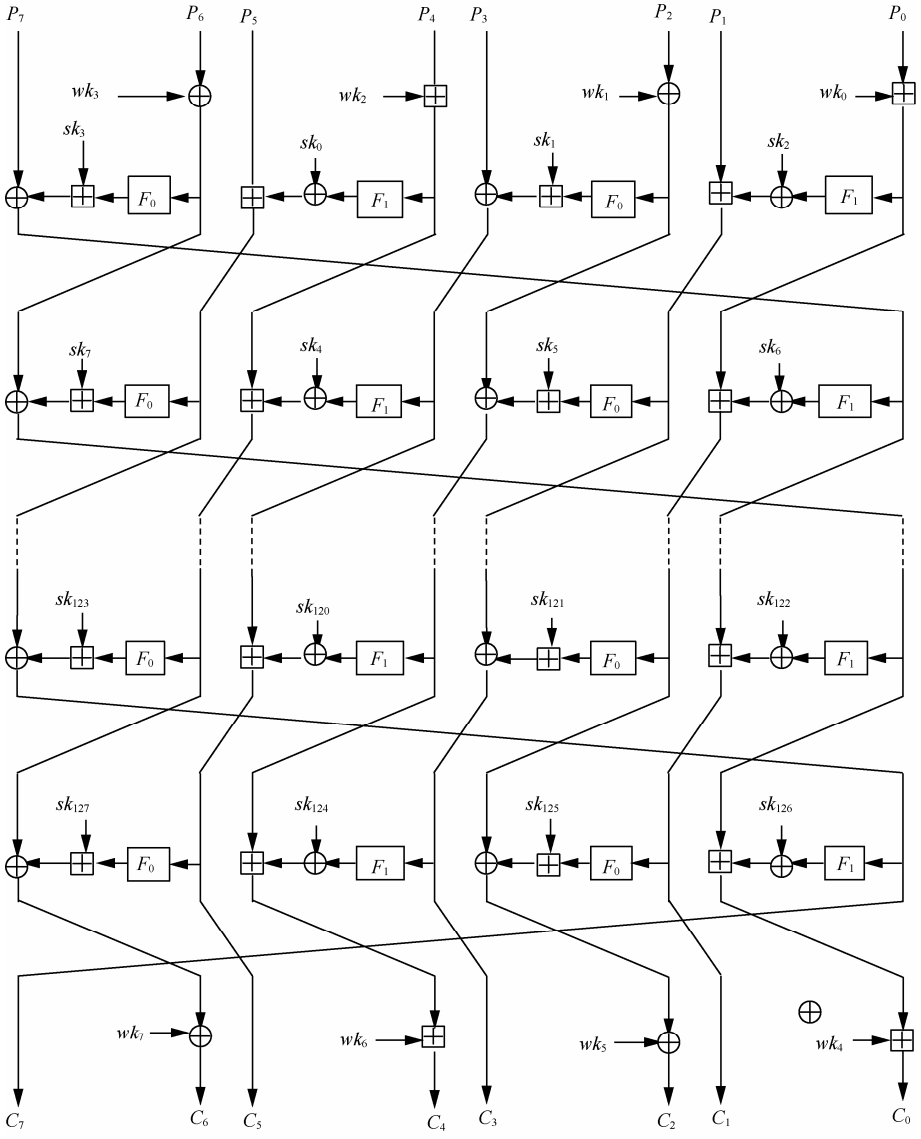


图 1 HIGHT 算法加密流程

1) 初始白化密钥加变换

$$X_{0,7}=P_7, X_{0,6}=P_6 \oplus wk_3, X_{0,5}=P_5, X_{0,4}=P_4 \boxplus wk_2$$
$$X_{0,3}=P_3, X_{0,2}=P_2 \oplus wk_1, X_{0,1}=P_1, X_{0,0}=P_0 \boxplus wk_0$$

2) 轮变换

$(X_{i-1,7}, X_{i-1,6}, X_{i-1,5}, X_{i-1,4}, X_{i-1,3}, X_{i-1,2}, X_{i-1,1}, X_{i-1,0})$ 为第 i 轮的输入，其中，$i=1,2,\cdots,31$，则输出为

$$X_{i,7}=X_{i-1,6}, X_{i,6}=X_{i-1,5} \boxplus (F_1(X_{i-1,4}) \oplus sk_{4i-4})$$
$$X_{i,5}=X_{i-1,4}, X_{i,4}=X_{i-1,3} \oplus (F_0(X_{i-1,2}) \boxplus sk_{4i-3})$$
$$X_{i,3}=X_{i-1,2}, X_{i,2}=X_{i-1,1} \boxplus (F_1(X_{i-1,0}) \oplus sk_{4i-2})$$
$$X_{i,1}=X_{i-1,0}, X_{i,0}=X_{i-1,7} \oplus (F_0(X_{i-1,6}) \boxplus sk_{4i-1})$$

$(X_{31,7}, X_{31,6}, X_{31,5}, X_{31,4}, X_{31,3}, X_{31,2}, X_{31,1}, X_{31,0})$ 为第 32 轮的输入，则对应的输出为

$$X_{32,7}=X_{31,0}, X_{32,6}=X_{31,7} \oplus F_0(X_{31,6}) \boxplus sk_{127})$$
$$X_{32,5}=X_{31,6}, X_{32,4}=X_{31,5} \boxplus (F_1(X_{31,4}) \oplus sk_{124})$$
$$X_{32,3}=X_{31,4}, X_{32,2}=X_{31,3} \oplus F_0(X_{31,2}) \boxplus sk_{125})$$
$$X_{32,1}=X_{31,2}, X_{32,0}=X_{31,1} \boxplus (F_1(X_{31,0}) \oplus sk_{126})$$

3) 结尾白化密钥加变换

$$C_7=X_{32,7}, C_6=X_{32,6} \oplus wk_7$$
$$C_5=X_{32,5}, C_4=X_{32,4} \boxplus wk_6$$
$$C_3=X_{32,3}, C_2=X_{32,2} \oplus wk_5$$
$$C_1=X_{32,1}, C_0=X_{32,0} \boxplus wk_4$$

HIGHT 算法的密钥扩展算法由两部分组成。第一部分是常数生成部分，利用线性反馈移位寄存器生成 128 个 7 bit 常数 $\delta_0, \delta_1, \cdots, \delta_{127}$；第二部分为白化密钥和子密钥生成部分，通过主密钥 MK 与第一部分生成的常数生成白化密钥和子密钥。首先将主密钥 MK 化分为 16 byte，即 $MK=(MK_{15}, MK_{14}, \cdots, MK_0)$。

白化密钥生成部分：$wk_i=MK_{i+12}(i=0,1,2,3)$，$wk_i=MK_{i-4}(i=4,5,6,7)$。

子密钥生成部分：$sk_{16i+j}=MK_{(j-i) \bmod 8} \boxplus \delta_{16i+j}$，$sk_{16i+j+8}=MK_{(j-i) \bmod 8+8} \boxplus \delta_{16i+j+8}(0 \leqslant i, j \leqslant 7)$。

2.2 积分攻击

积分攻击是 Knudsen 等[9]总结提出的一种分组密码选择明文攻击方法，自提出以来，其得到了越来越广泛的关注，该攻击方法被应用于许多算法的安全性分析中，例如 AES[10]、LBlock[11]、E2[12]和 MIBS[13]等。

积分攻击就是选择特定形式的明文进行加密，再对所得密文求和（积分），通过积分值的不随机性将密码算法与随机置换区分开。在构造积分区分器时，需要定义一些符号。

定义 1[9,14]　一些特殊形式的集合

1) 活跃集：若对任意的 $0 \leqslant i < j \leqslant 2^n-1$，都有 $x_i \neq x_j$，则集合 $\{x_i \mid x_i \in F_{2^n}, 0 \leqslant i \leqslant 2^n-1\}$ 是活跃集，记为 A。

2) 稳定集：若对任意的 $0 < i \leqslant 2^n-1$，都有 $x_i=x_0$，则集合 $\{x_i \mid x_i \in F_{2^n}, 0 \leqslant i \leqslant 2^n-1\}$ 是稳定集，记为 C。

3) 平衡集：若 $\oplus_{i=0}^{2^n-1} x_i=0$，则集合 $\{x_i \mid x_i \in F_{2^n}, 0 \leqslant i \leqslant 2^n-1\}$ 是平衡集，记为 B。

此外，记不能确定是否平衡的集合为 U。

这些集合之间的运算遵循一些基本原则。

性质 1[9,14]　不同集合之间满足如下性质。

1) 集合 A 通过双射（如密钥加）后，仍是集合 A；集合 C 通过双射后，仍是集合 C。

2) 2 个集合 A 的异或和不一定为集合 A，但一定是集合 B；集合 A 与集合 C 的异或和仍是集合 A；2 个集合 B 的异或和仍为集合 B。

3) 集合 B 通过非线性双射（如模 2^8 加），将无法确定其平衡性。

本文讨论的 HIGHT 算法以字节为操作单位，即将定义 1 中的 n 取 8。

由于 HIGHT 算法涉及到模 2^8 加运算，有必要对不同形式集合间的模 2^8 加运算原则进行归纳，由性质 1 的 3)进一步得到性质 2。

性质 2　不同集合类型的字节之间进行模 2^8 加运算遵循以下性质。

1)集合 A 与集合 C 的模 2^8 加和仍是集合 A；集合 B 与集合 C 的模 2^8 加和仍是集合 B。

2)集合 B 与集合 A 的模 2^8 加和无法确定其平衡性，但其最低比特仍保持平衡，记为 *uuuuuuub*；2 个 B 集合的模 2^8 加和无法确定其平衡性，但其最低比特仍保持平衡，记为 *uuuuuuub*。

证明　2 个集合间的模 2^8 加运算结果：最低比特为 2 个集合最低比特之间进行异或加运算所得，其余比特为 2 个集合对应比特之间进行异或加运算再加上低比特的进位所得。由于集合 B 与集合 A 最低比特均为平衡比特，所以根据性质 1 的 2) 可得，集合 B 与集合 A 进行模 2^8 加运算后，最低比特仍

保持平衡，其余比特由于涉及到低比特的进位，平衡性不能确定。同理可得 2 个集合 B 的模 2^8 加运算的结果。

证毕

3　HIGHT 算法 17 轮积分区分器的构造

文献[2]给出了 HIGHT 算法的 11 轮积分区分器，在构造过程中，认为集合 A 经过 F 函数仍为集合 A，根据性质 1 的 2）可知，集合 A 经过 F 函数后应为集合 B，据此，本文重新构造 HIGHT 算法的 11 轮积分区分器（定理 1），所得结果与文献[2]仍相同。如图 2 所示。

定理 1　（11 轮积分区分器）选择 2^8 个明文，满足条件：P_7 遍历所有 2^8 个取值，即为集合 $A,P_6,P_5,P_4,P_3,P_2,P_1,P_0$ 均为固定值，即为集合 C。则经过 11 轮 HIGHT 算法后，则输出的 $X_{11,3}$ 最低比特仍保持平衡。

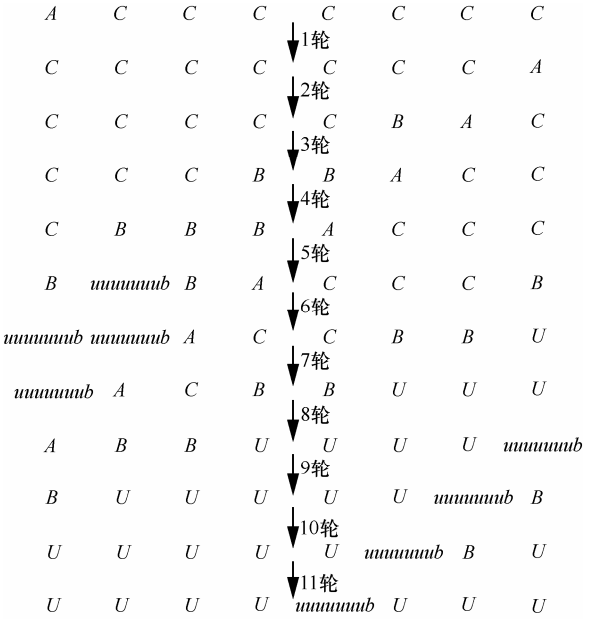


图 2　HIGHT 算法的 11 轮积分区分器

同理，可以得到另一个 11 轮积分区分器

$$(C,C,C,C,A,C,C,C)\xrightarrow{11轮}(uuuuuuub,U,U,U,U,U,U,U)$$

进一步，文献[2]将 11 轮区分器向前做高阶积分扩展，得到 17 轮积分区分器（定理 2）。如图 3 所示。

定理 2　（17 轮积分区分器）选择 2^{56} 个明文，满足条件：$P_7,P_6,P_5,P_4,P_3,P_2,P_1$ 分别遍历所有 2^8 个取值，P_0 为固定值，即为集合 C。则经过 17 轮 HIGHT 后，输出的 $X_{17,3}$ 最低比特仍保持平衡。

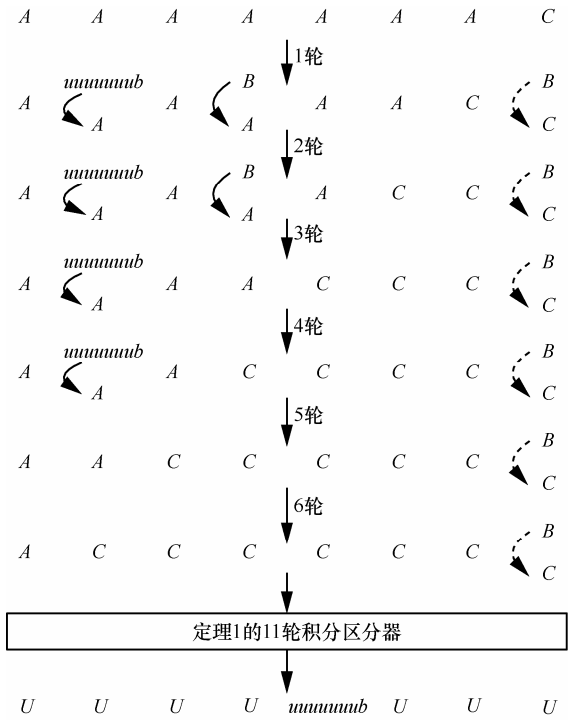


图 3　17 轮积分区分器

同理，可以得到另一个 17 轮积分区分器 I：

$$(A,A,A,C,A,A,A,A)\xrightarrow{17轮}(uuuuuuub,U,U,U,U,U,U,U)$$

4　对 25 轮 HIGHT 算法的积分攻击

文献[2]在 17 轮积分区分器的基础上攻击了 22 轮 HIGHT 算法，本文利用“时空折中”的原理降低攻击的计算复杂度，实现对 25 轮 HIGHT 算法的积分攻击。选取构造 17 轮区分器时需要的明文，得到 25 轮加密的密文，通过猜测相关密钥，从 25 轮加密的结果恢复出第 17 轮的结果，验证其中 $X_{17,3}$ 的最低比特 $X_{17,3}^{(0)}$ 是否平衡。

4.1　积分攻击流程

记字节 X 的最低比特为 $X^{(0)}$。根据算法加密流程，攻击算法如下。

算法 1　25 轮 HIGHT 算法积分攻击

步骤 1　选择构造 17 轮积分区分器时的明文（2^{56} 个），进行 25 轮加密得到 2^{56} 个密文。

步骤 2　猜测结尾密钥 wk_7,wk_6,wk_5,wk_4，对 2^{56} 个密文解密，计算第 25 轮的输出：$X_{25,7}=C_7$，$X_{25,6}=C_6\oplus wk_7$，$X_{25,5}=C_5$，$X_{25,4}=C_4\boxplus wk_6$，$X_{25,3}=C_3$，$X_{25,2}=C_2\oplus wk_5$，$X_{25,1}^{(0)}=C_1^{(0)}$，$X_{25,0}=C_0\boxplus wk_4$。

步骤 3　猜测第 25 轮子密钥 $sk_{99}, sk_{96}, sk_{97}, sk_{98}$，用步骤 2 的结果解密第 25 轮，得到 2^{56} 个第 24 轮部分输出：$X_{24,7} = X_{25,6} \oplus (F_0(X_{25,5}) \boxplus sk_{99})$，$X_{24,6} = X_{25,5}$，$X_{24,5} = X_{25,4} \boxplus (F_1(X_{25,3}) \oplus sk_{96})$，$X_{24,4} = X_{25,3}$，$X_{24,3} = X_{25,2} \oplus (F_0(X_{25,1}) \boxplus sk_{97})$，$X^{(0)}_{24,2} = X^{(0)}_{25,1}$，$X_{24,1} = X_{25,0} \boxplus (F_1(X_{25,7}) \oplus sk_{98})$，$X_{24,0} = X_{25,7}$。

步骤 4　猜测第 24 轮子密钥 $sk_{95}, sk_{92}, sk_{93}$ 和 $sk^{(0)}_{94}$，用步骤 3 的结果解密第 24 轮，得到 2^{56} 个第 23 轮部分输出：$X_{23,7} = X_{24,0} \oplus (F_0(X_{24,7}) \boxplus sk_{95})$，$X_{23,6} = X_{24,7}$，$X_{23,5} = X_{24,6} \boxplus (F_1(X_{24,5}) \oplus sk_{92})$，$X_{23,4} = X_{24,5}$，$X_{23,3} = X_{24,4} \oplus (F_0(X_{24,3}) \boxplus sk_{93})$，$X^{(0)}_{23,1} = X^{(0)}_{24,2} \oplus F_1(X_{24,1})^{(0)} \oplus sk^{(0)}_{94})$，$X_{23,0} = X_{24,1}$，其中，$F_1(X_{24,1})^{(0)}$ 表示 $F_1(X_{24,1})$ 的最低比特。

步骤 5　猜测第 23 轮子密钥 $sk_{91}, sk_{88}, sk_{89}$，用步骤 4 的结果解密第 23 轮，得到 2^{56} 个第 22 轮部分输出：$X_{22,7} = X_{23,0} \oplus (F_0(X_{23,7}) \boxplus sk_{91})$，$X_{22,6} = X_{23,7}$，$X_{22,5} = X_{23,6} \boxplus (F_1(X_{23,5}) \oplus sk_{88})$，$X_{22,4} = X_{23,5}$，$X_{22,3} = X_{23,4} \oplus (F_0(X_{23,3}) \boxplus sk_{89})$，$X^{(0)}_{22,0} = X^{(0)}_{23,1}$。

步骤 6　猜测第 22 轮子密钥 sk_{84}, sk_{85}，$sk^{(0)}_{87}$，用步骤 5 的结果解密第 22 轮，得到 2^{56} 个第 21 轮部分输出：$X^{(0)}_{21,7} = X^{(0)}_{22,0} \oplus (F_0(X_{22,7})^{(0)} \oplus sk^{(0)}_{87})$，$X_{21,6} = X_{22,7}$，$X_{21,5} = X_{22,6} \boxplus (F_1(X_{22,5}) \oplus sk_{84})$，$X_{21,4} = X_{22,5}$，$X_{21,3} = X_{22,4} \oplus (F_0(X_{22,3}) \boxplus sk_{85})$，其中，$F_0(X_{22,7})^{(0)}$ 表示 $F_0(X_{22,7})$ 的最低比特。

步骤 7　猜测第 21 轮子密钥 sk_{80}, sk_{81}，用步骤 6 的结果解密第 21 轮，得到 2^{56} 个第 20 轮部分输出：$X^{(0)}_{20,6} = X^{(0)}_{21,7}$，$X_{20,5} = X_{21,6} \boxplus (F_1(X_{21,5}) \oplus sk_{80})$，$X_{20,4} = X_{21,5}$，$X_{20,3} = X_{21,4} \oplus (F_0(X_{21,3}) \boxplus sk_{81})$。

步骤 8　猜测第 20 轮子密钥 sk_{77}，$sk^{(0)}_{76}$，用步骤 7 的结果解密第 20 轮，得到 2^{56} 个第 19 轮部分输出：$X^{(0)}_{19,5} = X^{(0)}_{20,6} \oplus (F_1(X_{20,5})^{(0)} \oplus sk^{(0)}_{76})$，$X_{19,4} = X_{20,5}$，$X_{19,3} = X_{20,4} \oplus (F_0(X_{20,3}) \boxplus sk_{77})$，其中，$F_1(X_{20,5})^{(0)}$ 表示 $F_1(X_{20,5})$ 的最低比特。

步骤 9　猜测第 19 轮子密钥 sk_{73}，用步骤 8 的结果解密第 19 轮，得到 2^{56} 个第 18 轮部分输出：$X^{(0)}_{18,4} = X^{(0)}_{19,5}$，$X_{18,3} = X_{19,4} \oplus (F_0(X_{19,3}) \boxplus sk_{73})$。

步骤 10　猜测第 18 轮子密钥 $sk^{(0)}_{69}$，用步骤 9 的结果解密第 18 轮，得到 2^{56} 个第 17 轮部分输出：$X^{(0)}_{17,3} = X^{(0)}_{18,4} \oplus (F_0(X_{18,3})^{(0)} \oplus sk^{(0)}_{69})$，$F_0(X_{18,3})^{(0)}$ 表示 $F_0(X_{18,3})$ 的最低比特，验证 $X^{(0)}_{17,3}$ 是否为平衡比特，若是，则所猜测的密钥为候选密钥，否则为错误密钥，删除。

步骤 11　选择另一组构造 17 轮区分器时的明文，重复步骤 1~步骤 10，直至密钥唯一确定。

攻击流程如图 4 所示。

4.2　积分攻击算法的分析

对算法 1 进行分析，利用存储空间分担算法的计算时间：单独计算算法中每一步骤的时间复杂度，存储每一步的计算结果，在下一步计算中调用上一步存储的结果，最后将每一步的时间复杂度相加得到整个算法的时间复杂度。得到定理 3。

定理 3　利用算法 1 对 25 轮 HIGHT 算法进行积分攻击，攻击的数据复杂度为 $2^{62.92}$，时间复杂度为 $2^{66.20}$，空间复杂度为 2^{119}。

证明　算法 1 需要猜测 8 bit 密钥 $wk_7, wk_6, wk_5, wk_4, sk_{73}, sk_{77}, sk_{80}, sk_{81}, sk_{84}, sk_{85}, sk_{88}, sk_{89}, sk_{91}, sk_{92}, sk_{93}, sk_{95}, sk_{96}, sk_{97}, sk_{98}, sk_{99}$ 和 1 bit 密钥 $sk^{(0)}_{69}, sk^{(0)}_{76}, sk^{(0)}_{87}, sk^{(0)}_{94}$。根据密钥扩展算法，这些密钥由某些主密钥生成，如表 1 所示。

根据算法 1 及表 1 可知，攻击过程中需要先后猜测 wk_7, wk_6, wk_5, wk_4；sk_{99}, sk_{98}；$sk_{95}, sk_{92}, sk_{93}, sk^{(0)}_{94}$；$sk_{91}, sk_{88}, sk_{89}$；$sk_{84}$；$sk_{77}$ 的前 7 bit，sk_{73}，共 120 bit 密钥。对于正确密钥，一定能保证 $X^{(0)}_{17,3}$ 为平衡比特；对于错误密钥，其使 $X^{(0)}_{17,3}$ 平衡的概率为 $\frac{1}{2}$，所以经过一组明密文淘汰后，剩余错误密钥数目为 $(2^{120}-1)\times\frac{1}{2} \approx 2^{119}$，为了唯一确定正确密钥，需要 121 组明文，从而攻击的数据复杂度为 121 组（$2^{56} \times 121 \approx 2^{62.92}$ 个明文）。

攻击的时间复杂度按如下方法估计：对第一组明文，步骤 1 需要 2^{56} 次 25 轮加密，步骤 2 需要猜测 wk_7, wk_6, wk_5, wk_4 共 32 bit 密钥，共 2^{32} 个可能值，在密钥固定的情况下，结尾密钥模 2^8 加运算只依赖于 C_4 和 C_0，取值最多 2^{16} 种（相同的不重复计算），最多需 $2^{32} \times 2^{16} \times 2 = 2^{49}$ 次模 2^8 加运算，步骤 3 需要猜测 sk_{99}, sk_{98} 共 16 bit 密钥，2^{16} 个可能值，在密钥固定的情况下，模 2^8 加运算依赖于 $F_0(X_{25,5}), X_{24,4}, F_1(X_{25,3}), F_0(X_{25,1}), X_{25,0}, F_1(X_{25,7})$ 共 48 bit，最多 2^{48} 个可能值，最多需 $2^{16} \times 2^{48} \times 4 = 2^{66}$ 次模 2^8 加运算，

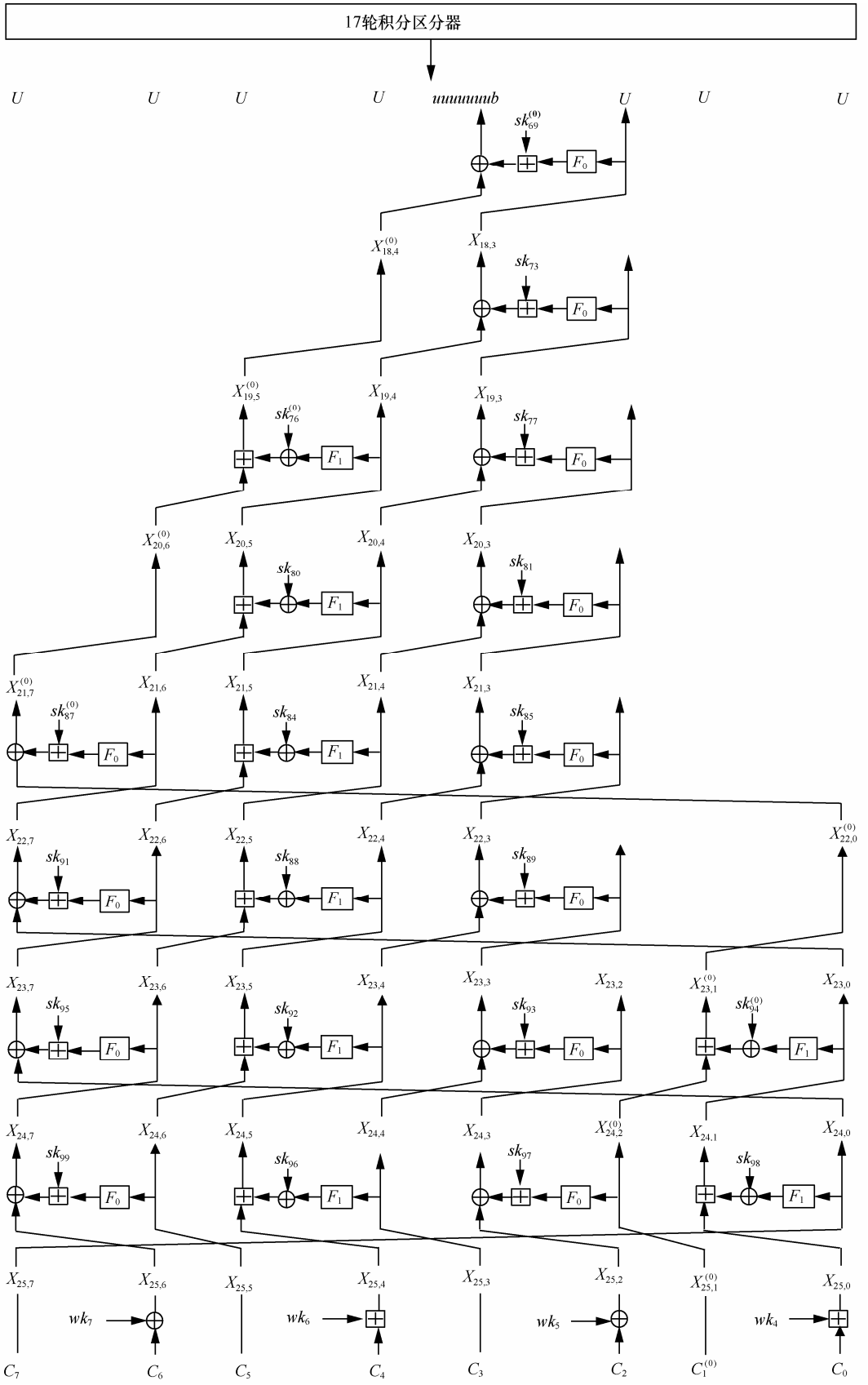


图 4　25 轮 HIGHT 算法的积分攻击

表 1　　**算法 1 所猜密钥与主密钥的关系**

wk_7	wk_6	wk_5	wk_4	sk_{73}	sk_{77}	sk_{80}	sk_{81}	sk_{84}	sk_{85}	sk_{88}	sk_{89}
MK_3	MK_2	MK_1	MK_0	MK_{13}	MK_9	MK_3	MK_4	MK_7	MK_0	MK_{11}	MK_{12}
sk_{91}	sk_{92}	sk_{93}	sk_{95}	sk_{96}	sk_{97}	sk_{98}	sk_{99}	$sk_{69}^{(0)}$	$sk_{76}^{(0)}$	$sk_{87}^{(0)}$	$sk_{94}^{(0)}$
MK_{14}	MK_{15}	MK_8	MK_{10}	MK_2	MK_3	MK_4	MK_5	$MK_1^{(0)}$	$MK_8^{(0)}$	$MK_2^{(0)}$	$MK_9^{(0)}$

步骤 4 需要猜测 $sk_{95}, sk_{92}, sk_{93}, sk_{94}^{(0)}$ 共 25 bit 密钥，共 2^{25} 个可能值，在密钥固定的情况下，模 2^8 加运算依赖于 $F_0(X_{24,7}), X_{24,6}, F_1(X_{24,5}), F_0(X_{24,3})$ 共 32 bit，最多 2^{32} 个可能值，最多需要 $2^{25}\times 2^{32}\times 3 = 2^{58.58}$ 次模 2^8 加运算，同理，步骤 5 需要猜测 $sk_{91}, sk_{88}, sk_{89}$ 共 24 bit 密钥，最多需要 $2^{24}\times 2^{32}\times 3 = 2^{57.58}$ 次模 2^8 加运算，步骤 6 需要猜测 sk_{84} 这 8 bit 密钥，最多需 $2^8\times 2^{24}\times 2 = 2^{33}$ 次模 2^8 加运算，步骤 7 需要猜测 0 bit 密钥，最多需 $2^{24}\times 2 = 2^{25}$ 次模 2^8 加运算，步骤 8 需要猜测 sk_{77} 的前 7 bit 密钥，最多需 $2^7\times 2^8 = 2^{15}$ 次模 2^8 加运算，步骤 9 需要猜测 sk_{73} 这 8 bit 密钥，最多需 $2^8\times 2^8 = 2^{16}$ 次模 2^8 加运算，步骤 10 计算量可忽略不计，由于 25 轮算法一共有 $4\times 25+4 = 104$ 次模 2^8 加运算，因此，在忽略其他运算所耗时间的情况下，模 2^8 加运算转换为 25 轮加密操作，相当于

$$2^{56}+\frac{2^{49}+2^{66}+2^{58.58}+2^{57.58}+2^{33}+2^{25}+2^{15}+2^{16}}{104}\approx 2^{59.45}$$

次 25 轮加密；处理完第一组明文后，错误密钥还剩 2^{119} 个（大于 2^{32}），同理处理第二组明文最多需 $2^{59.45}$ 次 25 轮加密；只要候选密钥剩余个数不小于 2^{32}，处理每组明文均最多需 $2^{59.45}$ 次 25 轮加密，因此当处理完 89 组明文后，剩余候选密钥 2^{31} 个，处理第 90 组最多需

$$2^{56}+\frac{2^{48}+2^{66}+2^{58.58}+2^{57.58}+2^{33}+2^{25}+2^{15}+2^{16}}{104}\approx 2^{59.45}$$

次 25 轮加密；处理完 90 组明文后，剩余候选密钥 2^{30} 个，处理第 91 组最多仍需 $2^{59.45}$ 次 25 轮加密；类似地，处理后 30 组明文分别最多需 $2^{59.45}$，$2^{59.45}$，$2^{59.45}$，$2^{59.45}$，$2^{59.45}$，$2^{59.45}$，$2^{59.44}$，$2^{59.44}$，$2^{59.44}$，$2^{59.44}$，$2^{59.44}$，$2^{59.44}$，$2^{58.57}$，$2^{57.79}$，$2^{57.16}$，$2^{56.69}$，$2^{56.39}$，$2^{56.21}$，$2^{56.17}$，$2^{56.05}$，$2^{56.03}$，$2^{56.01}$，$2^{56.01}$，2^{56}，2^{56}，2^{56}，2^{56}，2^{56} 次 25 轮加密。所以攻击过程时间复杂度不超过 $2^{59.45}\times 97+2^{59.44}\times 8+2^{58.57}+2^{57.79}+2^{57.16}+2^{56.69}+2^{56.39}+2^{56.21}+2^{56.17}+2^{56.05}+2^{56.03}+2^{56.01}\times 2+2^{56}\times 5\approx 2^{66.20}$。此外，攻击过程中还需要 2^{119} 的存储空间存储候选密钥，模 2^8 加运算的表以及攻击过程中每一步骤的某些中间数据。

证毕

同理，可利用区分器 I 对 25 轮 HIGHT 算法进行攻击。

5　结束语

本文对 HIGHT 算法在积分攻击下的安全性进行了研究，纠正了文献[2]中构造 11 轮区分器时的错误，通过向前做高阶积分将 11 轮区分器扩展至 17 轮。依据 17 轮区分器，利用“时空折中”的原理降低计算复杂度，攻击了 25 轮 HIGHT 算法。攻击算法的数据复杂度、时间复杂度和空间复杂度分别为 $2^{62.92}$、$2^{66.20}$ 和 2^{119}。攻击轮数和时间复杂度都要优于文献[2]的结果。

本文结果表明，针对广义 Feistel 结构的算法，在拥有足够的存储空间的情况下，可以利用“时空折中”的原理攻击更多轮算法结构。在未来的工作中，将利用这一原理，对其他结构分组密码算法（SPN 结构、Feistel 结构等）进行分析，以达到在降低时间复杂度的同时，攻击更多轮算法的研究目的，进一步推广积分攻击算法的应用范围。

表 2 将本文积分攻击的结果与文献[2]的结果做了比较。

表 2　　**HIGHT 算法积分攻击的结果比较**

积分攻击来源	攻击轮数	数据复杂度	时间复杂度	空间复杂度
文献[2]	22	$2^{62.04}$	$2^{118.71}$	2^{64}（存储候选密钥）
本文	25	$2^{62.92}$	$2^{66.20}$	2^{119}

参考文献：

[1] HONG D, SUNG J, HONG S, et al. HIGHT: a new block cipher suitable for low-resource device[C]//Cryptographic Hardware and Embedded Systems - CHES 2006. c2006: 46-59.

[2] ZHANG P, SUN B, LI C. Saturation attack on the block cipher HIGHT[C]//The 8th International Conference on Cryptology and Network Security. c2009:76-86.

[3] KOO B, HONG D, KWON D. Related-key attack on the full HIGHT[C]//Information Security and Cryptology - ICISC 2010. c2010:

49-67.

[4] HONG D, KOO B, KWON D. Biclique attack on the full HIGHT[C]// Information Security and Cryptology - ICISC 2011. c2011: 365-374.

[5] CHEN J, WANG M, PRENEEL B. Impossible differential cryptanalysis of the lightweight block ciphers TEA, XTEA and HIGHT[C]// AFRICACRYPT 2012. c2012: 117-137.

[6] IGARASHI Y, SUEYOSHI R, KANEKO T, et al. Meet-in-the-middle attack with splice-and-cut technique on the 19-round variant of block cipher HIGHT[J]. Infromation Science and Applications, 2015, 339: 423-429.

[7] 范伟杰, 吴文玲, 张蕾. HIGHT 算法的差分故障攻击[J]. 中国科学院研究生院学报, 2012, 29(2): 271-276.
FAN W J, WU W L, ZHANG L. Differential fault analysis on HIGHT[J]. Journal of Graduate University of Chinese Academy of Science. 2012, 29(2): 271-276.

[8] 陈浩, 王韬, 张帆, 等. HIGHT 密码代数故障分析[J]. 上海交通大学学报. 2015, 49(12): 1817-1825.
CHEN H, WANG T, ZHANG F, et al. Algebraic fault analysis of HIGHT[J]. Journal of Shanghai Jiaotong University, 2015, 49(12): 1817-1825.

[9] KNUDSEN L, WAGNER D. Integral cryptanalysis[C]//FSE 2002. Leuven, Belgium, c2002: 112-127.

[10] MINER M, PHAN R W, POUSSE B. On integral distinguishers of rijndael family of ciphers[J]. Cryptologia, 2012, 36(2): 104-118.

[11] YU S, LEI W. Meet-in-the-middle technique for integral attacks against feistel ciphers[C]//Selected Areas in Cryptography 2012. c2012: 234-251.

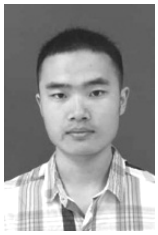
[12] YI W, CHEN S. Integral cryptanalysis of the block cipher E2[EB/OL]. http://arxiv.org/pdf/1404.6100.pdf.

[13] YI W, CHEN S. Improved results on integral and zero-correlation linear cryptanalysis of the block cipher MIBS[EB/OL]. http://arxiv.org/pdf/1404.6100.pdf.

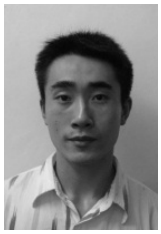
[14] 李超, 孙兵, 李瑞林. 分组密码的攻击方法与实例分析[M]. 北京: 北京科学出版社, 2010: 175-207.
LI C, SUN B, LI R L. Block cipher attack method and example analysis[M]. Beijing: Beijing Science Press, 2010:175-207.

作者简介：

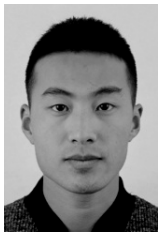
郭建胜（1972-），男，河南沁阳人，解放军信息工程大学教授，主要研究方向为信息安全与密码学。



崔竞一（1992-），男，河南登封人，解放军信息工程大学硕士生，主要研究方向为分组密码设计与分析。



潘志舒（1985-），男，江苏镇江人，西安卫星测控中心助理工程师，主要研究方向为分组密码设计与分析。



刘翼鹏（1992-），男，山东烟台人，解放军信息工程大学硕士生，主要研究方向为信息安全与量子密码。