http://dx.doi.org/10.3745/KIPSTC.2012.19C.1.055

블록 암호 KT-64에 대한 안전성 분석

강 진 건[†] · 정 기 태[††] · 이 창 훈[†††]

요 약

64-비트 블록 암호 KT-64는 CSPNs (Controlled Substitution-Permutation Networks)를 사용하여 FPGA와 같은 하드웨어 구현에 적합하도록 설계된 블록 암호이다. 본 논문에서는 블록 암호 KT-64의 전체 라운드에 대한 확장된 연관키 부메랑 공격을 제안한다. 본 논문에서 소개하는 공격은 KT-64에 대한 최초의 공격이며, $2^{45.5}$개의 연관키 선택 평문을 이용하여 $2^{65.17}$의 KT-64 암호화 연산을 수행하여 KT-64의 비밀키를 복구한다.

키워드 : 블록 암호, 확장된 연관키 부메랑 공격, 암호 분석

Security Analysis of Block Cipher KT-64

Jinkeon Kang[†] · Kitae Jeong[††] · Changhoon Lee[†††]

ABSTRACT

KT-64 is a 64-bit block cipher which use CSPNs suitable for the efficient FPGA implementation. In this paper, we propose a related-key amplified boomerang attack on the full-round KT-64. The attack on the full-round KT-64 requires $2^{45.5}$ related-key chosen plaintexts and $2^{65.17}$ KT-64 encryptions. This work is the first known cryptanalytic result on KT-64.

Keywords : Block Cipher, Related-Key Amplified Boomerang Attack, Cryptanalysis

1. 서 론

최근 하드웨어 환경에서 효율적으로 구현 가능한 데이터 의존 치환 함수인 DDP (Data Dependent Permutation)에 기반을 둔 블록 암호에 대한 연구가 활발히 진행되고 있다. 그 결과로서 SPECTR-H64 [1], CIKS-family (CIKS-1 [2], CIKS-128 [3]), Cobra-family (Cobra-S128 [4], Cobra-F64a [4], Cobra-F64b [4], Cobra-H64 [5], Cobra-H128 [5]), Eagle-64 [6] Eagle-128 [7], SCO-family [8] 등의 블록 암호 알고리즘이 제안되었다. 이 블록 암호들은 별다른 키 스케줄 연산 없이 키를 반복적으로 순서만 달리하여 사용하기 때문에 비밀키가 빈번하게 변경되는 환경에서 장점을 갖는다. 그러나 DDP의 선형성과 단순한 키 스케줄은 암호학적으로 취약하며, 그 결과 대부분의 알고리즘들이 분석되었다 [9]-[17].

※ 이 논문은 2011년도 정부(교육과학기술부)의 재원으로 한국연구재단의 기초연구사업 지원을 받아 수행된 것임(No. 2011-0005648).
† 준 회 원 : 고려대학교 정보보호대학원 석·박사통합과정
†† 준 회 원 : 고려대학교 정보보호연구원 박사후연구원
††† 종신회원 : 한신대학교 컴퓨터공학부 조교수(교신저자)
논문접수 : 2011년 10월 21일
심사완료 : 2011년 11월 29일

블록 암호 KT-64 [18]는 암호학적으로 취약한 DDP 대신에 데이터에 의존하는 CSPNs (Controlled Substitution-Permutation Networks)를 기반으로 설계되었으며, FPGA와 같은 하드웨어 구현에 적합하다. 하지만 본 논문에서는 전체 라운드 KT-64에 대한 확장된 연관키 부메랑 공격을 제안함으로서, 기제안된 DDP-기반 블록 암호와 마찬가지로 KT-64도 여전히 연관키 공격에 취약함을 보인다. 본 논문에서 제안하는 공격은 $2^{45.5}$개의 연관키 선택 평문을 필요로 하며 $2^{65.17}$의 KT-64 암호화 연산을 수행하여 KT-64의 128-비트 비밀키를 복구한다. 이는 블록 암호 KT-64에 대한 첫 번째 공격이다.

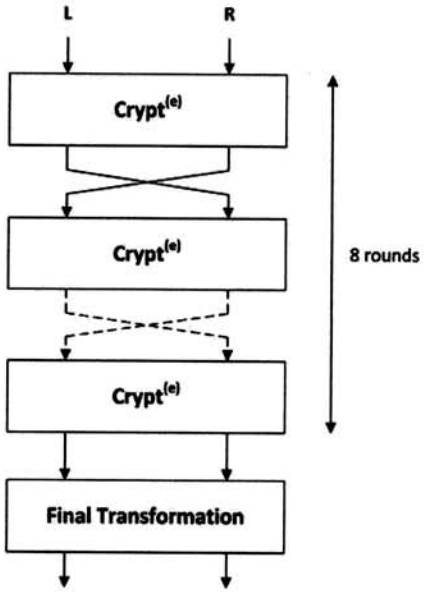
본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 블록 암호 KT-64를 간략히 소개하고, 3장에서는 KT-64에 대한 확장된 연관키 부메랑 공격을 소개한다. 마지막으로 4장에서 결론을 맺는다.

2. 블록 암호 KT-64 소개

본 장에서는 64-비트 블록 암호 KT-64를 소개한다. 이에 앞서, 본 논문에서는 다음과 같은 표기를 사용한다. 비트

표기는 왼쪽에서 오른쪽으로 1부터 표기된다. 예를 들어, $P=(p_1,p_2,\cdots,p_n)$이면 P의 최상위 비트는 p_1이고, P의 최하위 비트는 p_n이다. 그리고 e_i는 i번째 비트만 1이고, 나머지 비트는 0인 이진 수열이다. 예를 들어, $e_1=(1,0,\cdots,0)$이다.

KT-64는 128-비트 비밀키 $K=(K_1,K_2,K_3,K_4)$를 사용하는 64-비트 블록 암호이다. KT-64는 8 라운드로 구성되며 전체 구조는 (그림 1)과 같다.



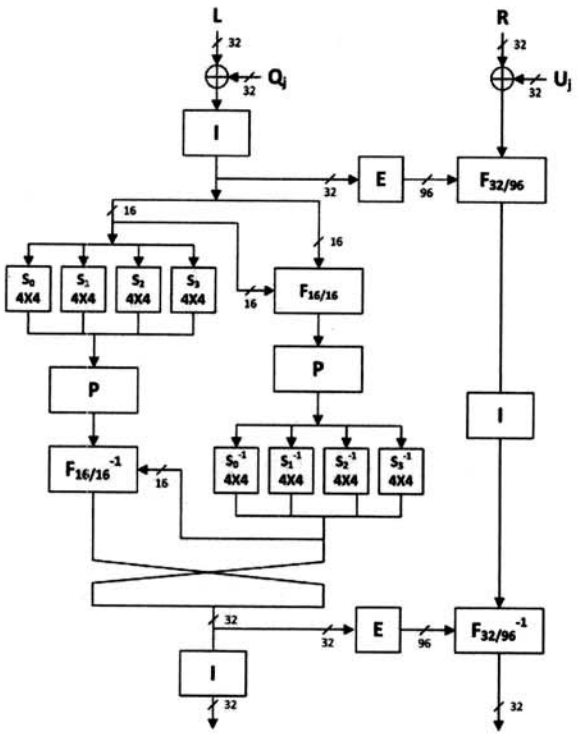
(그림 1) KT-64의 전체 구조

<표 1>은 KT-64의 8-라운드 암호화 과정이다.

〈표 1〉 KT-64의 암호화 과정

1. A 64-bit input block P is divided into two 32-bit subblocks P_L and P_R.
2. $(L,R)\leftarrow(P_L,P_R)$;
3. For $r=1$ to 7 do:
   $(L,R)\leftarrow Crypt^{(0)}(L,R,Q_r,U_r)$;
   $(L,R)\leftarrow(R,L)$;
4. Perform transformation:
   $(L,R)\leftarrow Crypt^{(0)}(L,R,Q_8,U_8)$;
5. Perform final transformation:
   $(L,R)\leftarrow(L\oplus Q_9,R\oplus U_9)$;
6. $(C_L,C_R)\leftarrow(L,R)$;
7. Return the ciphertext block $C=(C_L,C_R)$.

라운드 함수인 $Crypt^{(e)}$는 (그림 2)와 같다. 여기서 $e=0(1)$은 암호화(복호화) 과정을 의미한다.

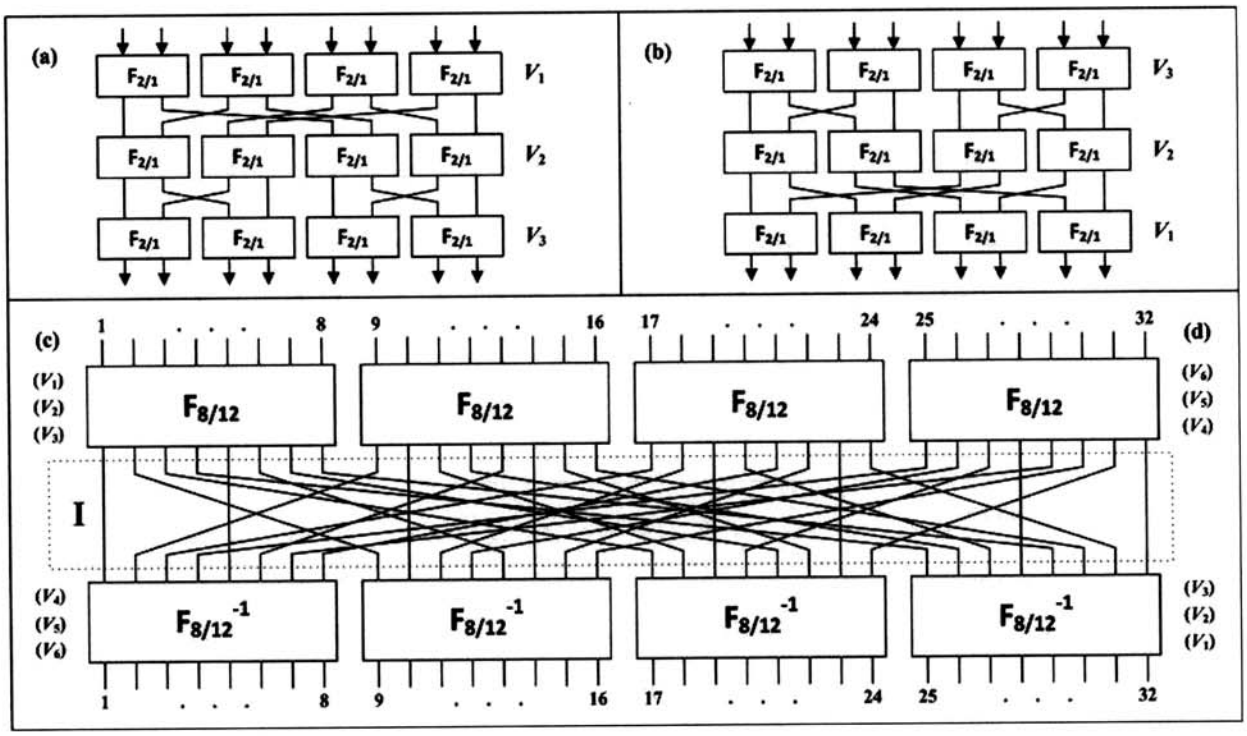


(그림 2) 라운드 함수: $Crypt^{(e)}$

$F_{32/96}$와 $F_{32/96}^{-1}$의 96-비트 제어 비트를 생성하는데 사용되는 확장 함수 E는 32-비트 $X=(v_1,v_2,\cdots,v_{32})$을 입력받아 제어 비트 $V=(V_1,V_2,V_3,V_4,V_5,V_6)$을 출력한다.

- $V_1=(v_7,v_8,v_1,v_2,v_{16},v_{15},v_{10},v_9,v_5,v_6,v_3,v_4,v_{11},v_{12},v_{13},v_{14})$
- $V_2=(v_9,v_{10},v_{11},v_{12},v_1,v_2,v_7,v_8,v_{13},v_{14},v_{15},v_{16},v_5,v_6,v_3,v_4)$
- $V_3=(v_{13},v_{14},v_{15},v_{16},v_5,v_6,v_3,v_4,v_1,v_2,v_7,v_8,v_9,v_{10},v_{11},v_{12})$
- $V_4=(v_{21},v_{22},v_{29},v_{30},v_{25},v_{26},v_{23},v_{24},v_{31},v_{32},v_{27},v_{28},v_{17},v_{18},v_{19},v_{20})$
- $V_5=(v_{31},v_{32},v_{27},v_{28},v_{17},v_{18},v_{19},v_{20},v_{29},v_{30},v_{25},v_{26},v_{21},v_{22},v_{23},v_{24})$
- $V_6=(v_{19},v_{20},v_{23},v_{24},v_{27},v_{28},v_{29},v_{30},v_{21},v_{22},v_{17},v_{18},v_{32},v_{31},v_{25},v_{26})$

(그림 3)과 같이, $F_{32/96}$는 다음과 같이 정의되는 $F_{2/1}$을 결합하여 구성된다.



(그림 3) (a) $F_{8/12}$ (b) $F_{8/12}^{-1}$ (c) $F_{32/96}$ (d) $F_{32/96}^{-1}$

- $F_{2/1}(x_1, x_2, v) = (y_1, y_2)$
  $y_1 = vx_2 \oplus x_1 \oplus x_2,\ y_2 = vx_1 \oplus x_2$

$F_{32/96}$와 역함수인 $F_{32/96}^{-1}$은 $F_{2/1}$에 대한 제어 비트의 입력 순서만 다르고 나머지는 동일하다. 여기서 $F_{32/96}$과 $Crypt^{(e)}$에 사용되는 치환 함수 I은 다음과 같다.

$$I = (1)(2,9)(3,17)(4,25)(5)(6,13)(7,21)(8,29)(10)(11,18)(12,26)(14)(15,22)(16,30)(19)(20,27)(23)(24,31)(28)(32)$$

(그림 4)는 $Crypt^{(e)}$에서 사용되는 $F_{16/16}$와 $F_{16/16}^{-1}$을 나타낸 것이다.

$Crypt^{(e)}$에 사용되는 S-box는 4개의 S-box로 구성되어 있는데, 자세한 내용은 [18]을 참조하라. 치환 함수 P는 다음과 같다.

$$P = (1)(2,5)(3,9)(4,13)(6)(7,10)(8,14)(11)(12,15)(16)$$

마지막으로 KT-64의 키 스케줄은 매우 간단하다. 128-비트 비밀키 $K = (K_1, K_2, K_3, K_4)$가 <표 2>와 같이 별도의 키 스케줄 연산 없이 순서만 달리하여 바로 $Crypt^{(e)}$에 사용된다.

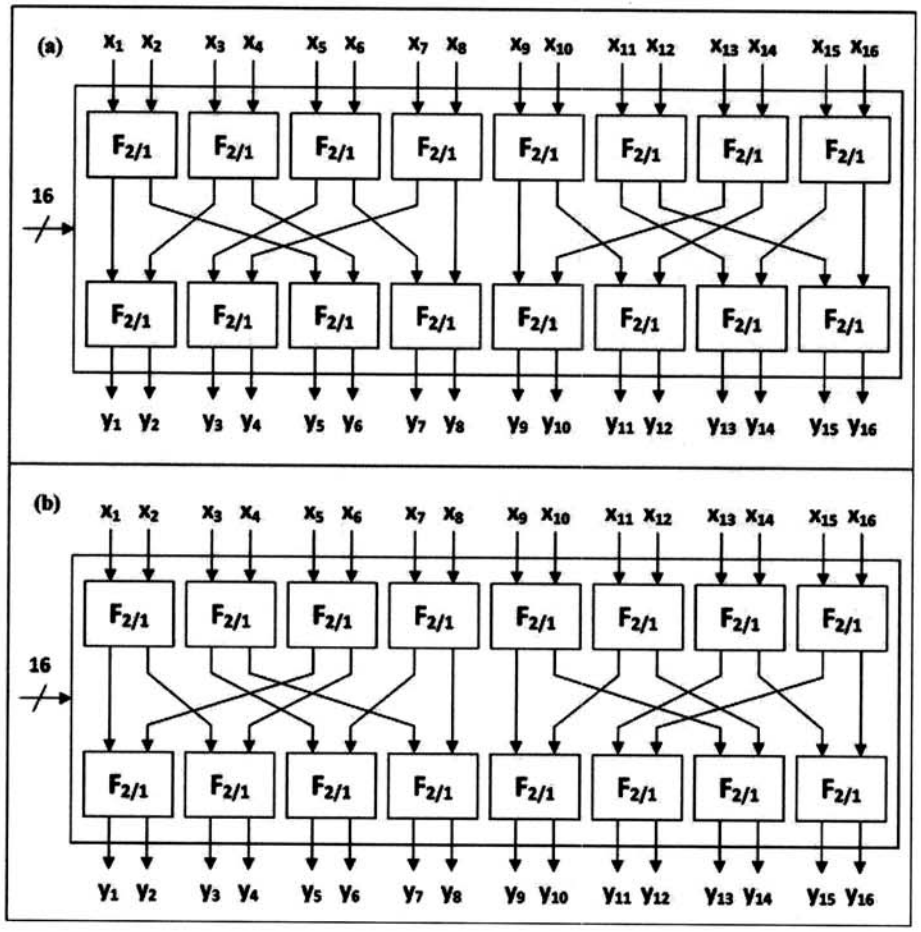
〈표 2〉 KT-64의 키 스케줄링

Round r	암호화		복호화	
	Q_r	U_r	Q_r	U_r
1	K_1	K_2	K_1	K_3
2	K_3	K_4	K_3	K_4
3	K_3	K_1	K_2	K_1
4	K_4	K_1	K_4	K_3
5	K_2	K_3	K_3	K_2
6	K_3	K_4	K_1	K_4
7	K_1	K_2	K_1	K_3
8	K_4	K_3	K_4	K_3
FT	K_1	K_3	K_1	K_2

3. KT-64에 대한 확장된 연관키 부메랑 공격

본 장에서는 KT-64에 대한 확장된 연관키 부메랑 공격을 제안한다. 평문 P, P^*, P', P'^*를 비밀키 K, K^*, K', K'^*로 각각 암호화한다고 가정한다. 이때 각각의 평문과 비밀키는 다음 조건을 만족한다.

- $\alpha = P \oplus P^* = P' \oplus P'^* = (0, e_1)$
- $\Delta K = K \oplus K^* = K' \oplus K'^* = (0, e_1, 0, 0)$
- $\Delta K' = K \oplus K' = K^* \oplus K'^* = (0, 0, e_1, 0)$

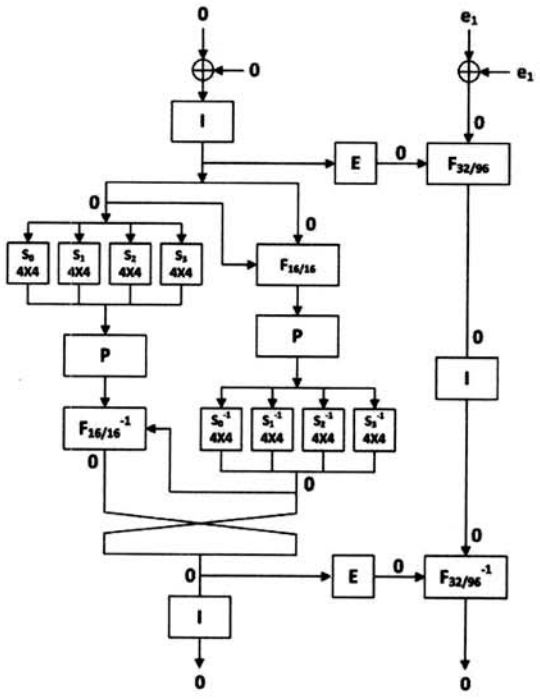


(그림 4) (a) $F_{16/16}$ (b) $F_{16/16}^{-1}$

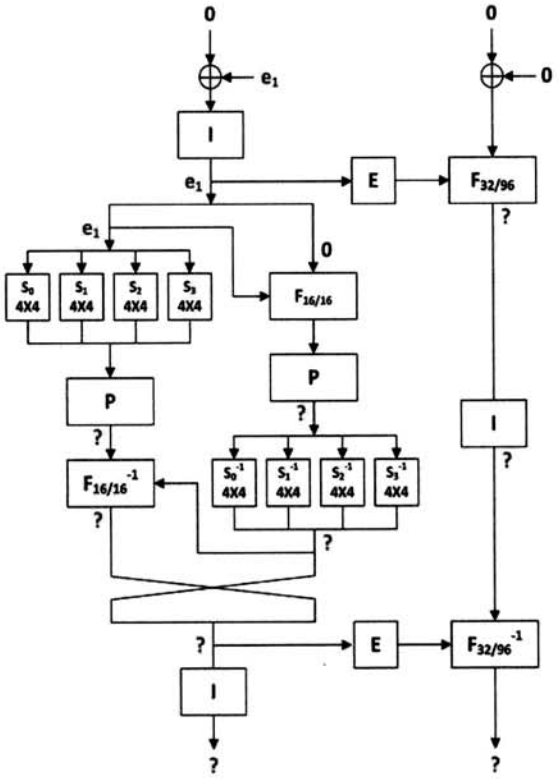
그러면 <표 3>과 같이, 라운드 1 ~ 5에 대한 확률 1의 5-라운드 연관키 차분 특성 $\alpha \rightarrow \beta = (?,?)$을 구성할 수 있다. 표에서 ΔI_r은 라운드 r의 입력 차분을 의미한다. (그림 5)와 (그림 6)은 라운드 1과 라운드 5에서의 차분 특성을 나타낸 것이다.

〈표 3〉 KT-64에 대한 연관키 차분 특성

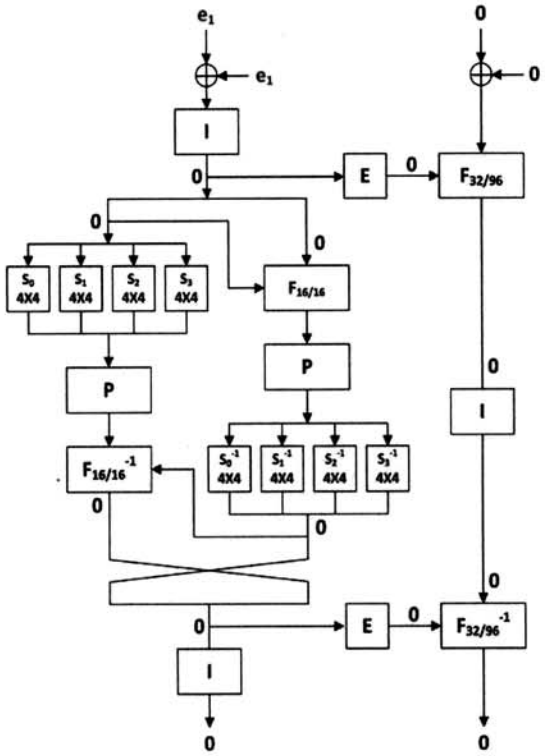
Round r	ΔI_r	$(\Delta Q_r, \Delta U_r)$	확률
1	$(0,e_1) = \alpha$	$(0,e_1)$	1
2	$(0,0)$	$(0,0)$	1
3	$(0,0)$	$(0,0)$	1
4	$(0,0)$	$(0,0)$	1
5	$(0,0)$	$(e_1,0)$	1
Output	$(?,?) = \beta$	·	·
6	$(e_1,0) = \gamma$	$(0,e_1)$	1
7	$(0,0)$	$(0,0)$	1
8	$(0,0)$	$(0,e_1)$	2^{-12}
Output	$(0,e_1) = \delta$	·	·
FT	$(0,e_1)$	$(0,e_1)$	1
Output	$(0,0)$	·	·



(그림 5) 라운드 1의 차분 특성



(그림 6) 라운드 5의 차분 특성



(그림 7) 라운드 6의 차분 특성

이와 유사하게 라운드 $6 \sim 8$에 대한 3-라운드 연관키 차분 특성도 구성할 수 있다. 중간 상태값 I, I^*, I', I'^*를 비밀키 K, K^*, K', K'^*로 각각 암호화한다고 가정한다. 이때 각각의 중간값은 다음 조건을 만족한다: $\gamma = I \oplus I' = I^* \oplus I'^* = (e_1, 0)$. 그러면 <표 3>과 같이, 라운드 $6 \sim 8$에 대한 확률 2^{-12}의 3-라운드 연관키 차분 특성 $\gamma \rightarrow \delta = (0, e_1)$를 구성할 수 있다. (그림 7)은 라운드 6의 차분 특성을, (그림 8)은 라운드 8과 FT의 차분 특성을 나타낸 것이다. 먼저, $F_{2/1}$는 다음과 같은 특성을 만족한다.

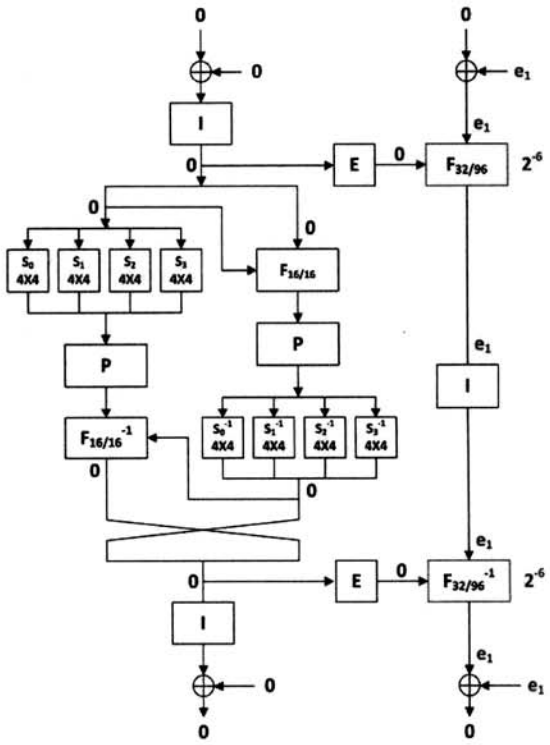
$$\Pr[F_{2/1}(x_1, x_2, v) \oplus F_{2/1}(x_1 \oplus 1, x_2, v) = (1,0)] = 2^{-1}$$

이를 이용하여 $F_{32/96}$와 $F_{32/96}^{-1}$는 다음을 만족함을 쉽게 알 수 있다.

- $\Pr[F_{32/96}(X) \oplus F_{32/96}(X \oplus e_1) = e_1] = 2^{-6}$
- $\Pr[F_{32/96}^{-1}(X) \oplus F_{32/96}^{-1}(X \oplus e_1) = e_1] = 2^{-6}$

따라서 라운드 8에 대한 확률 2^{-12}의 연관키 차분 특성 $(0,0) \rightarrow (0, e_1)$을 구성할 수 있다.

8-라운드 확장된 연관키 부메랑 차분 특성을 이용하여 전체 라운드 KT-64에 대한 확장된 연관키 부메랑 공격을



(그림 8) 라운드 8과 FT의 차분 특성

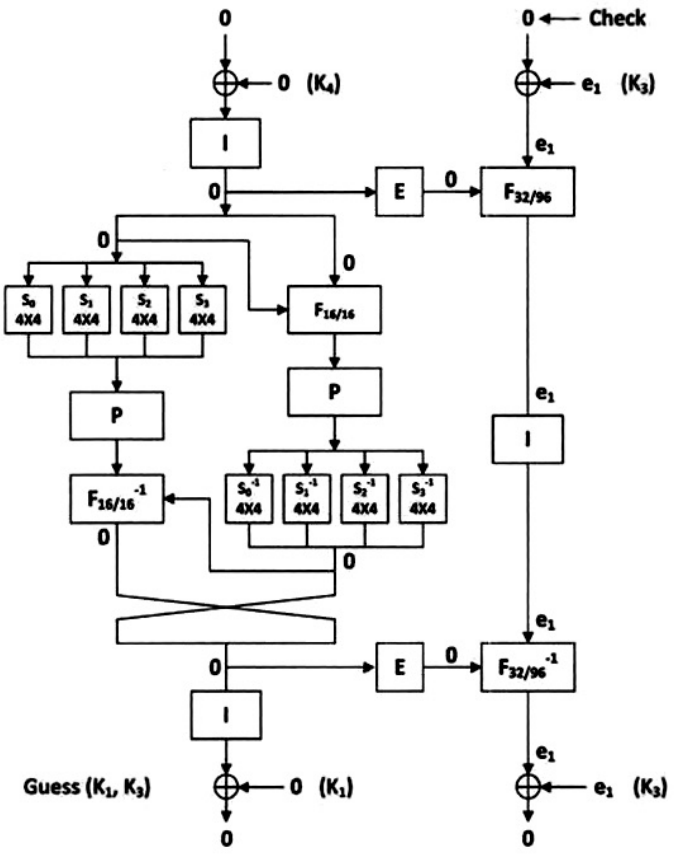
수행한다. KT-64가 $\Delta K = K \oplus K^* = K' \oplus K'^* = (0, e_1, 0, 0)$, $\Delta K' = K \oplus K' = K^* \oplus K'^* = (0, 0, e_1, 0)$을 만족하는 비밀키 K와 연관키 K^*, K', K'^*를 사용한

다고 가정할 때, 전체 라운드 KT-64에 대한 확장된 연관키 부메랑 공격은 다음과 같은 과정을 수행한다.

1. 차분 $\alpha=(0,e_1)$을 만족하는 $2^{44.5}$개의 평문 쌍 (P_j,P_j^*)를 선택한다 $(j=1,\cdots,2^{44.5})$. 이를 이용하여 2^{88}개의 평문 quartet $(P_i,P_i^*,P_i',P_i'^*)$를 구성한 후, 비밀키 K와 연관키 K^*, K', K'^*로 각각 암호화하여 대응되는 암호문 quartet $(C_i,C_i^*,C_i',C_i'^*)$를 계산하고 테이블에 저장한다.
2. 각각의 i에 대해, $C_i\oplus C_i'=C_i^*\oplus C_i'^*=(0,0)$을 만족하는지 체크하고 이를 만족하는 암호문 quartet에 대해 단계 3을 수행한다.
3. 64-비트 부분키 (K_1,K_3)을 추측한 후, 다음을 수행한다.
   (1) 추측한 (K_1,K_3)을 이용하여 (K_1^*,K_3^*), (K_1',K_3'), $(K_1'^*,K_3'^*)$를 계산한다.
   (2) 추측한 부분키 quartet을 이용하여 라운드 8의 오른쪽 입력값 32-비트를 각각 계산한다 ((그림 9) 참조). 이 32-비트 값을 $(T_i,T_i^*,T_i',T_i'^*)$라 할 때, 각각의 i에 대해 $T_i\oplus T_i'=T_i^*\oplus T_i'^*=0$을 만족하는지 검사한다. 이를 만족하는 부분키 quartet에 대해, 단계 4를 수행한다.
4. 단계 3을 통과한 부분키 quartet에 대해, 나머지 64-비트 부분키 (K_2,K_4)를 전수조사하고 2개의 평문/암호문 쌍을 이용하여 검사한다. 이를 만족하는 128-비트 비밀키를 KT-64의 옳은 128-비트 비밀키로 출력하고 연관키 K^*, K', K'^*도 출력한다. 그렇지 않으면 단계 3으로 간다.

이 공격을 수행하기 위해 $2^{44.5}$개의 선택 평문 쌍이 필요하므로 이 공격의 데이터 복잡도는 $2^{45.5}$개의 연관키 선택 평문이다. 그리고 이 공격에 필요한 메모리는 $2^{48.5}(=2^{44.5}\cdot 2\cdot 8)$ 메모리 바이트이다.

단계 1의 계산 복잡도는 $2^{45.5}$ KT-64 암호화 연산이다. 각각의 암호문 quartet이 단계 2를 통과할 확률은 $2^{-128}(=(2^{-64})^2)$이다. 그래서 단계 2를 통과할 틀린 quartet의 개수의 기댓값은 $2^{-40}(=2^{88}\cdot 2^{-128})$이다. 이는 옳은 quartet만이 단계 2를 통과함을 의미한다. 단계 3의 계산 복잡도는 평균 $2^{62}(=2^{64}\cdot 4\cdot 1/8\cdot 1/2)$ KT-64 암호화 연산이다. 틀린 부분키 quartet이 단계 3을 통과할 확률은 $2^{-64}(=(2^{-32})^2)$이다. 그래서 1개의 후보 부분키 quartet이 단계 3을 통과한다. 단계 4의 계산 복잡도는 $2^{65}(=2^{64}\cdot 1\cdot 2)$ KT-64 암호화 연산이다. 그러므로 이



(그림 9) KT-64에 대한 공격 과정

공격 알고리즘의 계산 복잡도는 약 $2^{65.17}$ KT-64 암호화 연산이다 ($2^{65.17}(\approx 2^{45.5}+2^{62}+2^{65})$).

한편, 각각의 128-비트 틀린 비밀키가 단계 4를 통과할 확률은 $2^{-128}(=(2^{-64})^2)$이므로, $2^{-64}(=2^{64}\cdot 2^{-128})$개의 틀린 비밀키가 단계 4를 통과한다. 이는 본 논문에서 제안하는 공격 알고리즘이 틀린 비밀키 quartet을 출력할 확률이 매우 낮음을 의미한다. 그러므로 본 논문에서 제안하는 확장된 연관키 부메랑 공격은 KT-64의 128-비트 비밀키를 복구할 수 있다.

4. 결 론

본 논문에서는 확장된 연관키 부메랑 공격을 이용하여 64-비트 블록 암호 KT-64에 대한 첫 번째 안전성 분석 결과를 제안하였다. 본 논문에서 소개한 공격은 전수조사보다 효율적인 $2^{65.17}$의 계산 복잡도를 필요로 한다. 이는 KT-64가 기제안된 DDP-기반 블록 암호와 마찬가지로 연관키 공격에 매우 취약함을 의미한다.

참 고 문 헌

[1] N. Goots, A. Moldovyan and N. Moldovyan, "Fast Encryption Algorithm Spectr-H64," MMM-ACNS'01, LNCS 2052, pp.275-286, 2001.

[2] A. Moldovyan and N. Moldovyan, "A cipher Based on Data-Dependent Permutations," Journal of Cryptology, Vol.15, No.1, pp.61-72, 2002.

[3] N. Goots, B. Izotov, A. Moldovyan and N. Moldovyan, "Modern cryptography: Protect Your Data with Fast Block Ciphers," Wayne, A-LIST Publish., 2003.

[4] N. Goots, N. Moldovyan, P. Moldovyanu and D.Summerville, "Fast DDP-Based Ciphers: From Hardware to Software," 46th IEEE Midwest International Symposium on Circuits and Systems, 2003.

[5] N. Sklavos, N. Moldovyan and O. Koufopavlou, "High Speed Networking Security: Design and Implementation of Two New DDP-Based Ciphers," Mobile Networks and Applications-MONET, Kluwer Academic Publishers, Vol.25, Issue1-2, pp.219-231, 2005.

[6] N. Moldovyan, A. Moldovyan, M.Eremeev and D.Summerville, "Wireless Networks Security and Cipher Design Based on Data- Dependent Operations: Classification of the FPGA Suitable Controlled Elements," CCCT'04, Vol.VII, pp.123-128, Texas, USA, 2004.

[7] N.Moldovyan, A.Moldovyan, M. Eremeev and N. Sklavos, "New Class of Cryptographic Primitives and Cipher Design for Networks Security," International Journal of Network Security, Vol.2, No.2, pp.114-225, 2006.

[8] N. Moldovyan, "On Cipher Design Based on Switchable Controlled Operations," MMM-ACNS'03, LNCS 2776, pp.316-327, 2003.

[9] Y. Ko, D. Hong, S. Hong, S. Lee and J. Lim, "Linear Cryptanalysis on SPECTR-H64 with Higher Order Differential Property," MMM-ACNS'03, LNCS 2776, pp.298-307, 2003.

[10] Y. Ko, C. Lee, S. Hong and S.Lee, "Related Key Differential Cryptanalysis of Full-Round SPECTR-H64 and CIKS-1," ACISP'04, LNCS 3108, pp.137-148, 2004.

[11] Y. Ko, C. Lee, S. Hong, J. Sung and S. Lee, "Related-Key Attacks on DDP based Ciphers: CIKS-128 and CIKS-128H," Indocrypt'04, LNCS 3348, pp.191-205, 2004.

[12] C. Lee, D. Hong, S. Lee, S. Lee, H. Yang and J. Lim, "A Chosen Plaintext Linear Attack on Block Cipher CIKS-1," ICICS'02, LNCS 2513, pp.456-468, 2002.

[13] C. Lee, J. Kim, S. Hong, J. Sung and S. Lee, "Related-Key Differential Attacks on Cobra-S128, Cobra-F64a, and Cobra-F64b," MYCRYPT'05, LNCS 3715, pp.245-263, 2005.

[14] C. Lee, J. Kim, J. Sung, S. Hong and S. Lee, "Related-Key Differential Attacks on Cobra-H64 and Cobra-H128," CCC'05, LNCS 3796, pp.201-219, 2005.

[15] J. Lu, C. Lee and J. Kim, "Related-Key Attacks on the Full-Round Cobra-F64a and Cobra-F64b," SCN'06, LNCS 4116, pp.95-110, 2006.

[16] K. Jeong, C. Lee, J. Sung, S. Hong and J. Lim, "Related-Key Amplified Boomerang Attacks on the Full-Round Eagle-64 and Eagle-128," ACISP'07, LNCS 4586, pp.143-157, 2007.

[17] K. Jeong, C. Lee, J. Kim and S. Hong, "Security analysis of the SCO-family using key schedules," Information Sciences, Vol.179, pp.4232-4242, 2009.

[18] N. Minh, N. Luan and L. Dung, "KT-64: A New Block Cipher Suitable to Efficient FPGA Implementation," IJCSNS, Vol.19, No.1, pp.10-18, 2010.

강 진 건

e-mail : jeangun@korea.ac.kr

2007년 8월 고려대학교 산업시스템정보공학과(학사)

2007년 9월~현 재 고려대학교 정보보호대학원 석·박사통합과정

관심분야 : 대칭키 암호의 설계 및 분석

정 기 태

e-mail : kite.jeong@gmail.com

2004년 2월 고려대학교 수학과(학사)

2006년 2월 고려대학교 정보보호대학원 (석사)

2011년 8월 고려대학교 정보보호대학원 (박사)

2011년 9월~현 재 고려대학교 정보보호연구원 박사후연구원

관심분야 : 대칭키 암호의 설계 및 분석

이 창 훈

e-mail : chlee@hs.ac.kr

2001년 2월 한양대학교 수학과(학사)

2003년 2월 고려대학교 정보보호대학원 (석사)

2008년 2월 고려대학교 정보경영공학전문 대학원(박사)

2009년 3월~2011년 2월 한신대학교 컴퓨터공학부 전임강사

2011년 3월~현 재 한신대학교 컴퓨터공학부 조교수

관심분야 : 정보보호, 암호학, 디지털포렌식