Contrôle continu

Malek Zemni

Attaque par faute sur DES

04/04/2018

UNIVERSITÉ DE VERSAILLES ST-QUENTIN-EN-YVELINES
université PARIS-SACLAY

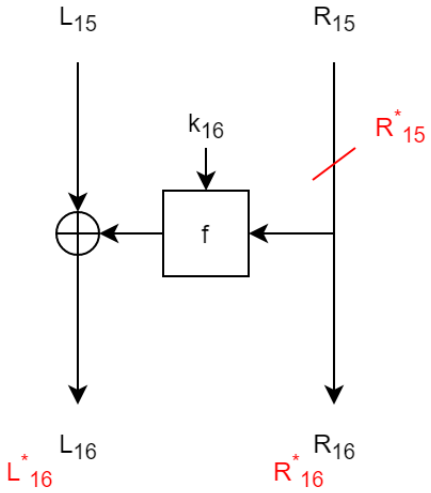
Calcul sécurisé

Question 1 :

Description d'une attaque par faute contre le DES sur la sortie R_{15} du 15ème tour.

L'attaque par faute contre le DES est une attaque provoquant une faute intentionnelle dans l'algorithme afin de compromettre ses calculs. Cette faute va permettre de révéler une partie de la clé utilisée. Une attaque par recherche exhaustive sur la clé du DES a une complexité de 2^{56}. L'objectif de l'attaque par faute est donc d'accélérer la recherche.

Dans notre cas, la faute est provoquée à la sortie R_{15} du 15ème tour de Feitsel du DES. Il s'agit d'un échange d'un seul bit parmi les 32 bits de R_{15} (*single bit flip*), ce qui va donner une sortie fausse au 15ème tour qu'on note R^*_{15}. La figure ci-dessous illustre l'injection d'une faute à la sortie du 15ème tour du DES :



Pour exploiter cette faute, on va analyser les résultats obtenus à la sortie du 16ème tour. On a :

— $L_{16} = L_{15} \oplus f(R_{15}, k_{16})$

— $R_{16} = R_{15}$

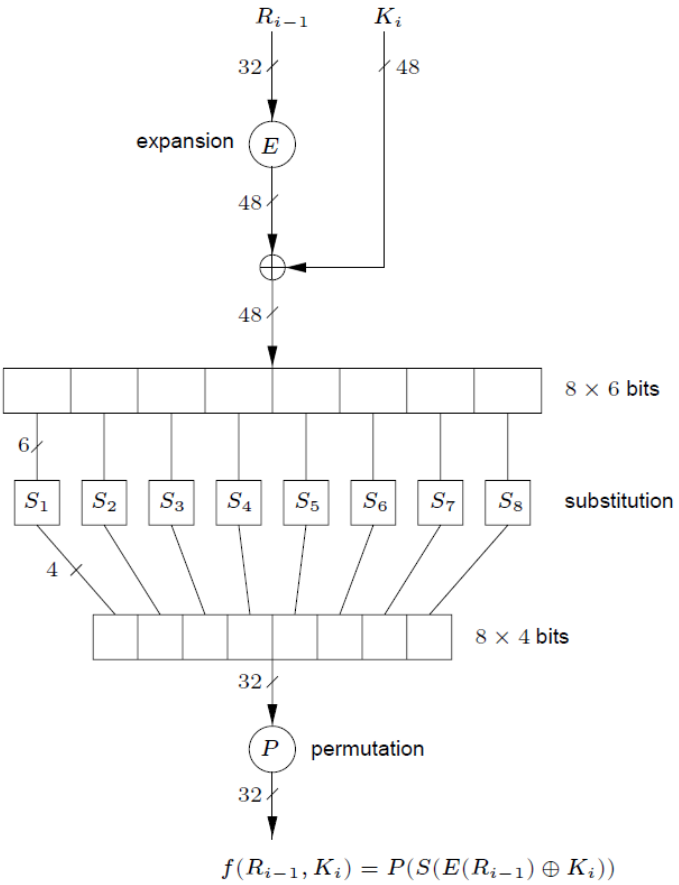
— $L^*_{16} = L_{15} \oplus f(R^*_{15}, k_{16})$

— $L^*_{16} = R^*_{15}$

On remarque que L_{16} et L^*_{16} font toutes les deux intervenir la clé k_{16} qui est l'objet initial de cette attaque. On exploite donc L_{16} et L^*_{16} pour construire une équation permettant de retrouver k_{16}. On effectue un XOR entre L_{16} et L^*_{16} pour éliminer L_{15}, l'équation obtenue est donc :

$$L_{16} \oplus L^*_{16} = f(R_{15}, k_{16}) \oplus f(R^*_{15}, k_{16})$$

On va maintenant s'intéresser à la fonction interne f du DES afin de mieux exploiter l'équation obtenue précédemment. Cette fonction est illustrée par la figure ci-dessous :



L'analyse de cette fonction nous permet d'établir que :

— $f(R_{15}, k_{16}) = P[\quad S_1(E(R_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 1\to6}) \quad || \ldots || \quad S_8(E(R_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 43\to48}) \quad]$

— $f(R^*_{15}, k_{16}) = P[\quad S_1(E(R^*_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 1\to6}) \quad || \ldots || \quad S_8(E(R^*_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 43\to48}) \quad]$

En effet, la fonction f prend en entré le demi-bloc R de 32 bits auquel elle applique une expansion de 48 bits, ainsi que la clé k_{16}. Ces deux entrées sont mélangées à l'aide d'un XOR pour obtenir une entité de 48 bits. Ces 48 bits vont être répartis sur 8 boites de substitution appelées *S-box*. Chacune des 8 S-box prend 6 bits en entrée et en renvoie 4, pour avoir un résultat final de 32 bits. Ces S-box vont être l'objet principal de l'attaque. L'équation précédemment établie devient ainsi :

$$L_{16} \oplus L^*_{16} = f(R_{15}, k_{16}) \oplus f(R^*_{15}, k_{16})$$

$$\Leftrightarrow$$

$$L_{16} \oplus L^*_{16}$$

$$=$$

$$P\ [\ S_1(E(R_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 1\to6}) \quad || \ldots || \quad S_8(E(R_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 43\to48})\ ]$$

$$\oplus$$

$$P\ [\ S_1(E(R^*_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 1\to6}) \quad || \ldots || \quad S_8(E(R^*_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits}\ 43\to48})\ ]$$

En appliquant l'inverse de la permutation P (calculée à la main en prenant le chemin inverse de la permutation P fournie dans la documentation du DES), et en s'appuyant la propriété d'une permutation P quelconque, $P(a \oplus b) = P(a) \oplus P(b)$, on obtient :

$$P^{-1}(L_{16} \oplus L_{16}^*)$$

$$=$$

$$S_1\ (E(R_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits } 1\to6}) \quad \oplus \quad S_1\ (E(R_{15}^*) \oplus k_{16\ \text{bits } 1\to6})$$

$$|| \ldots ||$$

$$S_8\ (E(R_{15}) \oplus k_{16\ \text{bits } 43\to48}) \quad \oplus \quad S_8\ (E(R_{15}^*) \oplus k_{16\ \text{bits } 43\to48})$$

Finalement, en répartissant cette équation sur les 8 S-box, on obtient 8 équations dont les membres font 4 bits et les solutions font 6 bits :

— $P^{-1}(L_{16} \oplus L_{16}^*)_{\text{ bits } 1\to4} = S_1\ (E(R_{15}) \oplus k_{16})_{\text{ bits } 1\to4} \oplus S_1\ (E(R_{15}^*) \oplus k_{16})_{\text{ bits } 1\to4}$

— ...

— $P^{-1}(L_{16} \oplus L_{16}^*)_{\text{ bits } 29\to32} = S_8\ (E(R_{15}) \oplus k_{16})_{\text{ bits } 29\to32} \oplus S_8\ (E(R_{15}^*) \oplus k_{16})_{\text{ bits } 29\to32}$

La seule inconnue dans toutes ces équations est k_{16}. Pour trouver k_{16}, il faut faire une recherche exhaustive sur chacune des 8 S-box correspondant à chacune des 8 équations. Chaque recherche sur les S-box va permettre de révéler 6 bits de k_{16}, pour en avoir au final 48 bits. La complexité de cette attaque est donc de 8 x 2^6.

Question 2 :

2.1 Recherche de la clé k_{16} de 48 bits

Remarque : les manipulations décrites dans cette partie sont implémentées dans le fichier source `DES_K16.c`.

Dans la partie précédente, on est arrivé à établir 8 équations dont chacune révélait les 6 bits de k_{16} qui rentrent dans chaque S-box. Cependant, il en faudrait plus qu'une simple recherche exhaustive sur chaque S-box, et ceci pour 2 raisons :

Problème 1 : propagation du bit faux :

Lors de l'attaque, la faute est introduite sur un seul bit parmi les 32 bits du demi-bloc sortant du 15ème tour du DES, R_{15} qui devient R_{15}^*. Le problème est qu'un bit erroné n'agit pas sur toutes les 8 S-box que l'on va attaquer puisque les données entrantes aux S-box sont réparties par 6 bits.
En effet, pour une S-box i et des données de 6 bits allant de x à y :

$$P^{-1}(L_{16} \oplus L_{16}^*)_{\text{ bits } x\to y} = S_i\ (E(R_{15}) \oplus k_{16})_{\text{ bits } x\to y} \oplus S_i\ (E(R_{15}^*) \oplus k_{16})_{\text{ bits } x\to y}$$

Le problème survient lorsque sur ces 6 bits allant de x à y, le bit erroné par l'attaque n'est pas propagé. Dans ce cas on aura $R_{15} = R_{15}^*$, ce qui induit aussi que $L_{16} = L_{16}^*$. L'équation qui permet la recherche sur cette S-box i sera de la forme $0 = 0$ ce qui ne révèlerait aucune information sur les 6 bits de k_{16} allant de x à y.

La solution pour remédier à ce problème est d'attaquer le DES par plusieurs fautes dont les bits erronés vont nécessairement se propager jusqu'aux 6 bits en entrée de chacune des 8 S-box. En effet, pour assurer cela, il faut vérifier la table d'expansion des bits E :

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

Cette table est utilisée pour effectuer une expansion de 32 bits du demi-bloc pris en entrée, en une entité de 48 bits. Ces 48 bits vont être découpées en 8 blocs de 6 bits. Par exemple une faute sur le 32$^{\text{ème}}$ bit va être propagée au 1$^{\text{er}}$ et 47$^{\text{ème}}$ bit de la sortie de l'expansion, et va ainsi se propager à la S-box 1 et 8. Donc pour une faute, on peut avoir une propagation sur une ou deux S-box au plus.

Problème 2 : nombre de solutions des S-box :

Une équation du type $y = S-box(x)$ peut avoir plusieurs solutions pour x, à cause de la manière dont une S-box est construite. De ce fait, une recherche exhaustive sur une S-box donnera potentiellement plusieurs solutions pour le 6 bits de k_{16}. Il est donc impossible de conclure quant aux bons 6 bits de k_{16}.

La solution pour remédier à ce problème est d'attaquer chaque S-box par plusieurs fautes. Pour chaque faute, on va faire une recherche exhaustive des solutions de la S-box concernée, tout en sauvegardant cet ensemble de solutions. La bonne solution qui sera prise en compte pour les 6 bit de k_{16} est celle qui est en commun à toutes les fautes injectées.
Il faut bien entendu préciser que les fautes utilisées pour attaquer chaque S-box doivent avoir des bits erronés qui se propagent bien sur les 8 S-box.

Recherche k_{16} :

Compte tenu des problèmes énoncés, on peut maintenant procéder à la recherche de k_{16}.

— On commence d'abord par récupérer les 32 chiffrés faux fournis. Après analyse de ces chiffrés, on a pu récupérer pour chaque S-box 6 chiffrés faux dont on s'est assuré que le bit erroné va bien se propager dans la S-box concernée lors de la recherche exhaustive. Pour chacune des 8 S-box, on indique dans une table la position de ces 6 chiffrés faux :

```
int faux[8][6] = {
    {0, 31, 30, 29, 28, 27},
    {28, 27, 26, 25, 24, 23},
    {24, 23, 22, 21, 20, 19},
    {20, 19, 18, 17, 16, 15},
```

```
    {16, 15, 14, 13, 12, 11},
    {12, 11, 10, 9, 8, 7},
    {8, 7, 6, 5, 4, 3},
    {4, 3, 2, 1, 0, 31}
};
```

Listing 1 – DES_K16.c

— Ensuite, on calcule les éléments vrais de l'équation (R_{15} et L_{16}) :

```
//On cherche L16 et R16 à partir d'un chiffre juste
dechiffJuste = permutation(chiffreJuste, IP, 64, 64);
L16 = (dechiffJuste >> 32) & 0xFFFFFFFFL;
R15 = dechiffJuste & 0xFFFFFFFFL;   //car R16 = R15
```

Listing 2 – DES_K16.c

— On attaque maintenant chacune de 8 S-box par 6 fautes, tout en recalculant à chaque fois les éléments faux de l'équation (R^*_{15} et L^*_{16}) :

```
for (int s = 0; s < 8 ; s++)
{
   //Chacune des 8 Sbox va etre attaquée par 6 chiffrés faux
   for (int f = 0; f < 6 ; f++)
   {
      dechiffFaux = permutation(chiffreFaux[faux[s][f]], IP, 64, 64);
      L16f = (dechiffFaux >> 32) & 0xFFFFFFFFL;
      R15f = dechiffFaux & 0xFFFFFFFFL;

      //On calcule les éléments de l'équation
      verif = permutation(L16 ^ L16f, Pinv, 32, 32);
      E_R15 = permutation(R15, E, 32, 48);
      E_R15f = permutation(R15f, E, 32, 48);

      //On va tester toutes les valeurs possibles de k16 sur 6 bits : recherche exhaustive de 6 bits
      for (int k16i = 0 ; k16i < 64 ; k16i++)
      {
         //Valeurs de 6 bits qu'on va rentrer dans la Sbox numéro s puis vérifier avec les 4 bits corréspondants de verif
         tmp = ((E_R15 & mask6[s]) >> ((7 - s) * 6)) ^ k16i;
         tmpf = ((E_R15f & mask6[s]) >> ((7 - s) * 6)) ^ k16i;

         //Calcul des lignes et colonnes de la Sbox
         r = 2 * ((tmp & 0x20) >> 5) + (tmp & 0x1);
         c = (tmp & 0x1E) >> 1;

         rf = 2 * ((tmpf & 0x20) >> 5) + (tmpf & 0x1);
         cf = (tmpf & 0x1E) >> 1;

         //Vérification de k16i : on compare les 4 bits de vérif et les 4 bits du XOR de Sbox
         int PP = (verif & mask4[s]) >> ((7 - s) * 4);
```

```
            int SS = Sbox[s][r][c] ^ Sbox[s][rf][cf];

            if ( PP ==  SS )
            {
               sol[s][f][nbSol[s][f]] = k16i;
               ++nbSol[s][f];
            }
         }
      }
```

Listing 3 – DES_K16.c

— L'attaque va donner un ensemble de solutions possibles pour chacune des 6 fautes. Il faudra finalement récupérer la solution unique qui correspond aux bons 6 bits de k_{16}, et ceci pour chacune des 8 S-box :

```
      //Récupération de la solutions unique de chaque Sbox pour les 6 fautes et concaténation dans K16
      int numSolf0 = 0;
      long candidat = (long) sol[s][0][numSolf0];
      for (int f = 1; f < 6; f++)
      {
         int numSolf;
         for (numSolf = 0; numSolf < nbSol[s][f]; numSolf++)
            if (candidat == sol[s][f][numSolf])
               break;

         if (numSolf == nbSol[s][f]){
            if (numSolf0+1 >= nbSol[s][0]){
               printf("\nProblème Sbox %d faute %d pour trouver K16\n",s,f);
               break;
            }
            f = 1;
            ++numSolf0;
            candidat = (long) sol[s][0][numSolf0];
         }
      }
      printf("Solution S%d = %lx | ",s+1,candidat);
      K16 = K16 << 6;
      K16 = K16 | candidat;
      printf("K16 actuel = %lx\n",K16);
```

Listing 4 – DES_K16.c

Voici un aperçu des différentes étapes de l'exécution de cette recherche de k_{16} :

```
Sbox 4
Faute 1 : 12 solutions  1 3 b 10 17 1a 21 23 2b 30 37 3a
Faute 2 : 12 solutions  b d f 1b 1d 1f 20 22 24 30 32 34
Faute 3 : 8 solutions   1 9 30 34 37 38 3c 3f
Faute 4 : 12 solutions  b f 13 17 1b 1f 20 24 30 34 38 3c
Faute 5 : 8 solutions   0 2 5 7 20 22 30 32
Faute 6 : 16 solutions  2 3 6 7 e f 1a 1b 24 25 26 27 30 31 36 37
Solution S4 = 30 | K16 actuel = e1d9b0

Sbox 5
Faute 1 : 8 solutions   9 e f 17 29 2e 2f 37
Faute 2 : 4 solutions   22 2f 32 3f
Faute 3 : 8 solutions   0 2 8 a 12 1a 27 2f
Faute 4 : 10 solutions  11 15 1a 1e 22 26 29 2b 2d 2f
Faute 5 : 6 solutions   29 2b 2c 2d 2e 2f
Faute 6 : 12 solutions  e f 1a 1b 22 23 2c 2d 2e 2f 3c 3d
Solution S5 = 2f | K16 actuel = 38766c2f

Sbox 6
Faute 1 : 4 solutions   1b 1f 3b 3f
Faute 2 : 6 solutions   d f 1d 1f 2c 3c
Faute 3 : 16 solutions  0 1 4 5 8 9 c d 17 1f 30 33 36 38 3b 3e
Faute 4 : 8 solutions   1b 1f 30 32 34 36 3b 3f
Faute 5 : 10 solutions  c d e f 1d 1f 39 3b 3c 3e
Faute 6 : 6 solutions   1e 1f 34 35 3c 3d
Solution S6 = 1f | K16 actuel = e1d9b0bdf

Sbox 7
Faute 1 : 8 solutions   5 15 19 1b 25 35 39 3b
Faute 2 : 6 solutions   5 15 25 2e 35 3e
Faute 3 : 8 solutions   5 7 d f 16 1e 36 3e
Faute 4 : 6 solutions   1 5 12 16 32 36
Faute 5 : 14 solutions  5 7 d f 10 12 20 22 28 2a 30 32 38 3a
Faute 6 : 4 solutions   4 5 a b
Solution S7 = 5 | K16 actuel = 38766c2f7c5

Sbox 8
Faute 1 : 14 solutions  3 6 c 15 16 19 1e 23 26 2c 35 36 39 3e
Faute 2 : 8 solutions   9 e f 19 1e 1f 27 37
Faute 3 : 12 solutions  13 16 17 1b 1e 1f 33 36 37 3b 3e 3f
Faute 4 : 8 solutions   1a 1e 29 2d 33 37 3b 3f
Faute 5 : 8 solutions   1c 1d 1e 1f 34 35 36 37
Faute 6 : 16 solutions  4 5 e f 12 13 14 15 16 17 1c 1d 1e 1f 2a 2b
Solution S8 = 1e | K16 actuel = e1d9b0bdf15e

K16 = e1d9b0bdf15e
```

La recherche de k_{16} ainsi décrite aura une complexité de $8 * 6 * 2^6 = 3 * 2^{10}$.

2.2 Valeur de la clé k_{16} de 48 bits

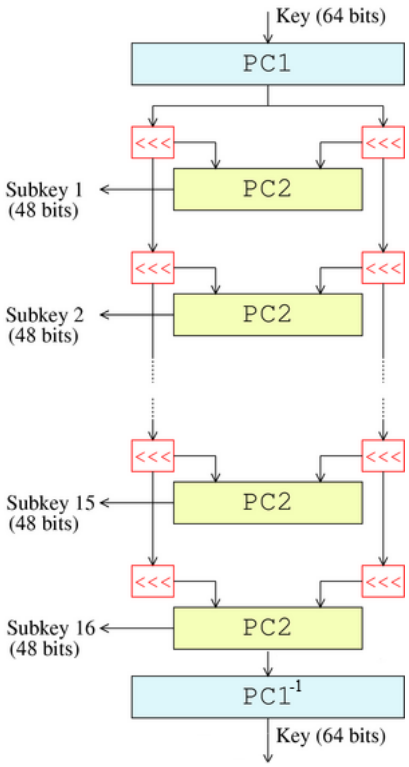
E1D9B0BDF15E

Question 3 :

Remarque : les manipulations décrites dans cette partie sont implémentées dans le fichier source `DES_K.c`.

3.1 Recherche des 8 bits manquants

On a obtenu précédemment une clé k_{16} de 48 bits. On va utiliser cette clé pour reconstituer la clé mère K de 64 bits. Pour cela, on va analyser l'algorithme de dérivation de clés qui est illustré dans la figure ci-dessous :



On remarque qu'en appliquant les inverses des 2 fonctions de permutation PC1 et PC2 à partir de k_{16}, on retombe sur la clé K de 64 bits. En effet,

$$K = PC1^{-1}(\ PC2^{-1}(\ k_{16}\ ))$$

Cependant, un problème se pose à cause de la nature de la permutation PC2. En effet, PC2 est une permutation qui prend 56 bits en entrée et en renvoie 48. Quand on applique la permutation inverse $PC2^{-1}$, on prend 48 bits en entrée et on en renvoie 56. On perd les informations de 8 bits.

Ces 8 bits perdus ont des positions bien précises qu'on trouve par analyse de la permutation appliquée par PC2. Ces positions sont celles des bits 9, 18, 22, 25, 35, 38, 43 et 54. Lorsqu'on reconstruit la table de la permutation inverse $PC2^{-1}$, on met la permutation à 0 pour ces positions.

Recherche :

La première étape de la recherche des 8 bits perdus était de reconstituer une clé qu'on va appeler K^* de 64 bits telle que $K^* = PC1^{-1}(\ PC2^{-1}(\ k_{16}\ ))$.

Ensuite, une fois qu'on a récupéré les positions des bits perdus par $PC2^{-1}$ (9, 18, 22, 25, 35, 38, 43 et 54), on effectue une recherche exhaustive pour ces 8 bits (complexité au pire de 2^8). Cette recherche va appliquer un masque différent sur la clé à chaque itération pour alterner les 8 bits aux positions précises sur les 64 bits de K^* :

```
1   long mask = 0x00L;
2   long Ktest = K48b;
3
4   //On va tester toutes les possibilités pour les valeurs des 8 bits perdus
    dans les positions sauvegardées, donc 256 possibiliés
```

```
5     while( mask < 256 && chiffre != DES(clair, Ktest) )
6     {
7        Ktest = K48b | bitsPerdus(mask);
8        mask = mask + 1;
9     }
10    //Si on testé les 256 possibilités pour les 8 bits perdus, on n'arrive
      donc pas à trouver les 56 bits de la clé K
11    if (mask == 256)
12       printf("\nProblème : impossible de trouver K 56 bits\n");
```

Listing 5 – DES_K.c

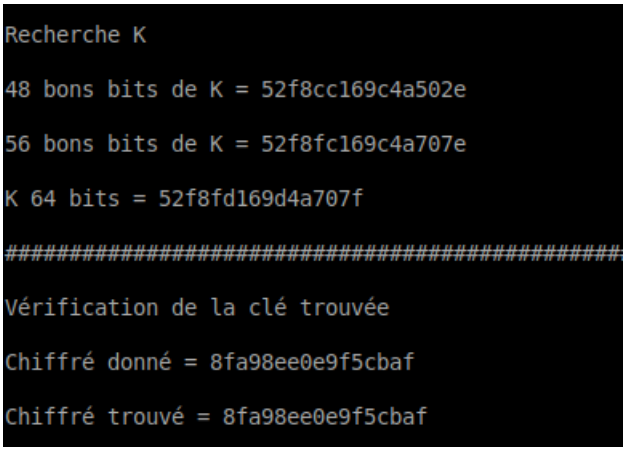
```
1  long bitsPerdus(long mask)
2  {
3     long pos[] = {14, 15, 19, 20, 51, 54, 58, 60};
4     long res = 0x0L;
5
6     for(int i = 0; i < 8; i++)
7        res = res | ( ((mask >> i) & 1) << (64 - pos[i]) );
8
9     return res;
10 }
```

Listing 6 – DES_K.c

Bits de parité :

La recherche des 8 bits perdus a permis de retrouver 56 bits parmi les 64 bits de la clé mère K. Les 8 bits qui restent sont les bits de parités. Ils n'interviennent pas dans l'opération de chiffrement du DES et n'ont donc pas d'impact lors de la recherche des 8 bits perdus.

Voici un aperçu des différentes étapes de l'exécution de la reconstitution de la clé mère K de 64 bits :



3.2 Valeur de la clé K de 64 bits

52F8FD169D4A707F

Question 4 :

Fautes sur les tours précédents.

L'injection d'une faute sur la sortie R_{14} du 14ème tour va générer une sortie R^*_{14}. On peut penser à 2 méthodes pour exploiter cette attaque.

La première idée consiste à réutiliser les équations trouvées pour l'attaque sur la sortie du 15ème tour, afin de retrouver k_{16} et ainsi retrouver K :

$$P^{-1}(L_{16} \oplus L^*_{16})_{\text{ bits } x \to y} = S_i\ (E(R_{15}) \oplus k_{16}) \oplus S_i\ (E(R^*_{15}) \oplus k_{16})$$

Le problème ici c'est qu'il faut bien choisir les fautes à injecter pour qu'il y ait propagation d'un bit faux jusqu'au 16ème tour pour chacune des 8 S-box à attaquer. Cependant, le traçage de la propagation du bit faux devient impossible à cause de l'application de la fonction f avec une sous-clé inconnue à chaque tour, avant d'en arriver au 16ème.
On peut essayer de faire une recherche de k_{15} afin de continuer le traçage de la propagation des bits faux. Mais ceci sous condition qu'on connaisse aussi L_{15}, L^*_{15}. La complexité est donc élevée au carré pour chaque tour antérieur.
Pour le 14ème tour, la complexité sera de $3 * 2^{20}$.
Pour le 12ème tour, la complexité sera de $3 * 2^{80}$ ce qui est impossible à calculer.

La deuxième idée consiste à établir 8 nouvelles équations pour le tour concerné. Si t désigne le numéro du tour après lequel on injecte la faute, $i \in \{1, ..., 8\}$ le numéro de la S-box, on aura :

$$P^{-1}(L_{t+1} \oplus L^*_{t+1})_{\text{ bits } x \to y} = S_i\ (E(R_t) \oplus k_{t+1}) \oplus S_i\ (E(R^*_t) \oplus k_{t+1})$$

La difficulté consiste dans le calcul de L_{t+1}, L^*_{t+1}, R_t et R^*_t. Cependant, l'attaque par fautes est une attaque physique, donc on peut supposer qu'il est possible de récupérer ces valeurs. La seule inconnue qui reste à retrouver est k_{t+1}. On procède de la même manière que pour le 15ème tour. Ceci s'applique à tous les tours.

Par contre, le point de divergence est la recherche de la clé de 64 bits. En effet, il faudra faire le chemin inverse dans l'algorithme de dérivation de clé à partir de la position du tour t, en appliquant des rotations à droite, d'1 ou 2 crans. La complexité n'augmente que de peu dans ce cas.

Question 5 :

Un attaque par faut a pour principe de générer des fautes dans le circuit d'exécution d'un algorithme. Ces fautes sont généralement réalisées par une modification des conditions environnementales ou la modification des signaux de contrôle (tensions alimentation, champs magnétiques, etc.). Les contre-mesures contre ce type d'attaques peuvent être déployées à tous les niveaux entre le matériel et l'application mais les plus efficaces sont celles qui s'appuient sur des mécanismes de détection d'erreur au sein du circuit.

Redondance matérielle : cette contre-mesure a pour principe de réaliser la même opération sur plusieurs copies d'un même bloc de calcul et d'en comparer les résultats. Un exemple est la duplication simple avec comparaison qui est basée sur l'utilisation de deux copies en parallèle du même bloc, suivies par la comparaison des deux résultats. Dans ce cas les ressources de la carte à puce qui effectue le calcul seront réparties sur 2 calculs, et le temps de calcul va donc être au pire des cas multiplié par 2.

Redondance temporelle : basée sur la ré-exécution d'un même calcul sur le même bloc matériel et la comparaison des différents résultats obtenus. La redondance temporelle simple est basée sur la double exécution d'un calcul sur un même bloc de calcul. Les résultats ainsi obtenus sont donc comparés. Le temps de calcul va être multiplié par 2 dans tous les cas.

Solutions algorithmiques : ajout de portions de code de test, exécutés en même temps que l'algorithme. Si une erreur est détectée, on incrémente un compteur, au delà d'une certaine valeur, le système est réinitialisé. Les programmes de test sont très courts et se résument généralement à des lectures/écritures en mémoire, des opérations arithmétiques simples ou toute fonction facile à vérifier. Il rajoutent donc un certain facteur (nombre d'opérations de test) au temps de calcul.