C/C++ セキュアコーディング

動的メモリ管理：dlmalloc

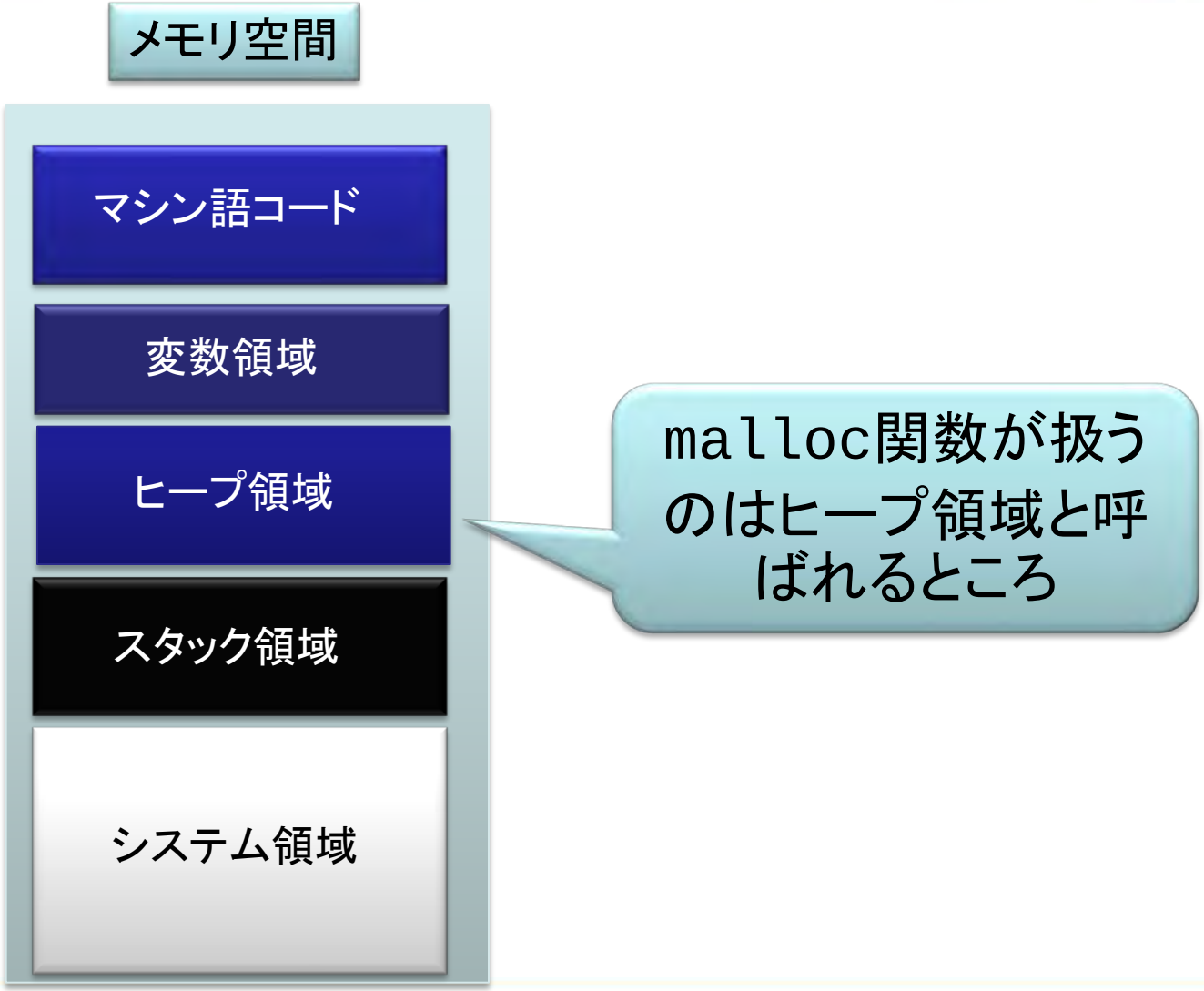
2010年3月23日
JPCERTコーディネーションセンター

このモジュールの目的

- C/C++における動的メモリ管理の仕組みを理解する
- 動的メモリを扱うコードによくある間違いを理解する
- 動的メモリの取扱いについて安全なコードを書くための考え方を理解する

もくじ

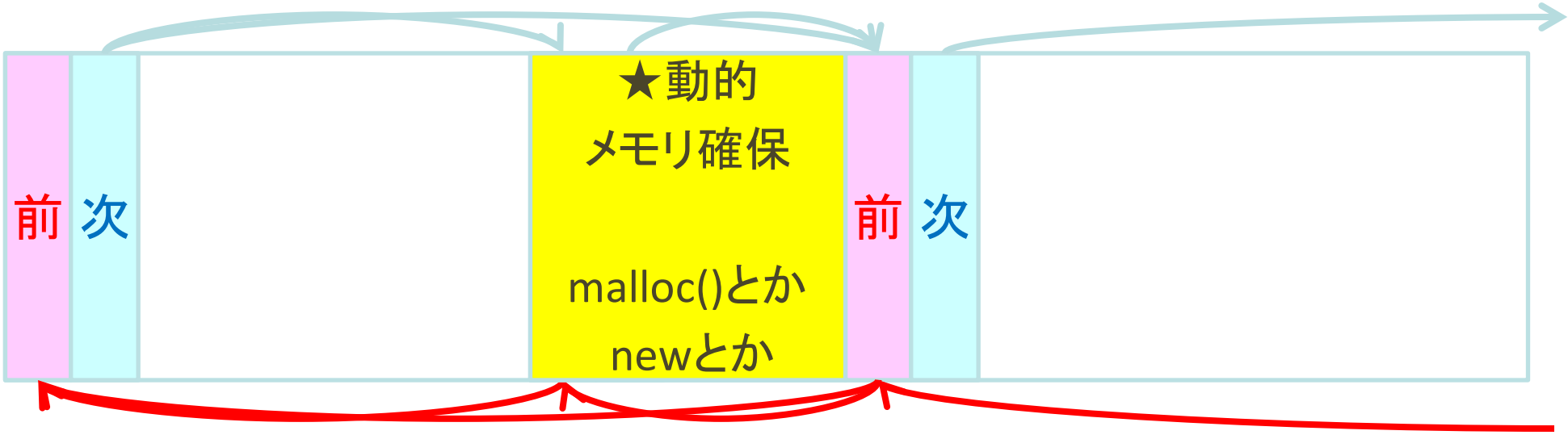
プロセスがアクセスできるメモリ空間



ヒープ領域を管理する仕組み

- malloc()/free()関数で使うメモリブロックを管理
  - 典型的には連結リストによるフリーメモリブロックの管理
- フラグメンテーション(断片化)抑制の工夫が重要
  - できるだけ大きなブロックとして管理
  - 適切な大きさのブロックを割り当てる
  - 適切な速度で動作する
- ⇒「メモリマネージャ」によるメモリ管理
- ライブラリの内部に実装されている(ユーザプロセスの一部)

Heap メモリの管理例



動的メモリ管理関数

C では
malloc(),calloc(),realloc(),free()

C++ では*C のメモリ管理関数に加えて*
new 演算子、new[] 演算子、delete 演算子、 delete[] 演算子

Cのメモリ管理関数 1

JPCERT CC®

void *malloc(size_t size);

- size バイト分のメモリを割り当て、割り当てたメモリへのポインタを返す。
- メモリの内容はクリアされないことに注意。

void free(void *p);

- p が参照するメモリブロックを解放する。p は malloc()、 calloc()、realloc() が返したポインタ値であること。
- すでに free(p) が呼び出されていた場合の動作は未定義。
- p が NULL であれば、free() は何の動作も行わない。

  ⇒ free()した後 NULL を代入しておくのがお勧め。

Cのメモリ管理関数 2

`void *calloc(size_t nmemb, size_t size);`

- `size` バイトの要素 `nmemb` 個分の配列にメモリを割り当て、割り当てたメモリを指すポインタを返す。
- メモリの中身は `0` クリアされる。

Cのメモリ管理関数 3

`void *realloc(void *p, size_t size);`

- p が指すメモリブロックのサイズを size バイトに変更する。
- 新旧サイズのうち、小さい方のブロックに含まれる内容は変更されない。
- 新しく割り当てられたメモリの中身は初期化されていない。
- p が NULL ならば、malloc(size) と等価である。
- P は malloc()、calloc()、あるいは realloc() で確保したポインタを使うこと。(p が NULL でない場合)

C++のメモリ管理オペレータ new

型 *ptr = new 型;

- 引数の型のメモリを確保、オブジェクトとして初期化し、オブジェクトを指すポインタを返す。

例:

```
int *p = new int;
int *p = new int(100);  // 初期化
int *p = new int[10];    // 配列
```

C++のメモリ管理オペレータ delete

JPCERT CC®

delete ptr;

delete[] ptr;

- new で得られたオブジェクトを解放する。
- new [] で確保した領域は delete[] で解放

もくじ

JPCERT CC®

1. 動的メモリ管理の概要
2. 動的メモリ管理にまつわるコーディングエラーとセキュアコーディング
3. 脅威を緩和する方法
4. dlmalloc とセキュリティ
   - Doug Lea メモリアロケータ
   - ヒープバッファオーバーフロー
   - 二重解放 (double free)
5. まとめ

メモリは初期化してから使う
関数の返り値は必ず検査する
解放済みメモリを参照しない
Double-free しない
メモリの取得と解放は適切な組み合わせで
メモリ割り当て関数の誤った使用に注意

メモリは初期化してから使おう

JPCERT CC®

`malloc()` を用いる際に起こしがちな間違い:

`malloc()` で確保したメモリは `0` 初期化されてる？

NO! 初期化されていない！

（大きなメモリブロックの初期化は性能に影響を与える可能性があるし、いつも必要なわけではない。したがってプログラマに任されている。）

初期化し忘れのコード例

```
/* y = Ax を返す */
int *matvec(int **A, int *x, int n) {
  int *y = malloc(n * sizeof(int));
  int i, j;
  for (i = 0; i < n; i++)
    for (j = 0; j < n; j++)
      y[i] += A[i][j] * x[j];
  return y;
}
```

y[i] がゼロに初期化されずに使用されている。

Sun tarball の脆弱性[1]

tar は、UNIX システムにおいてアーカイブファイルを作るために使われるコマンド。

Solaris 2.0 システム上の tar プログラムは /etc/passwd ファイルの断片をアーカイブ中に入れてしまう問題があった。

（システムセキュリティに影響を与える情報漏洩）

参考文献:

セキュアプログラミング、§ 1.3.1、オライリージャパン、2004

Sun tarball の脆弱性2

```
root:x:0:0:root:/root:/bin/tcsh
daemon:x:1:1:daemon:/usr/sbin:/bin/false
bin:x:2:2:bin:/bin:/bin/false
sys:x:3:3:/dev:/bin/false
sync:x:5:60:games:/usr/games:/bin/false
man:x:6:12:man:/var/cache/man:/bin/false
lp:x:7:7:lp:/var/spool/lpd:/bin/false
mail:x:8:8:mail:/var/mail:/bin/false
news:x:9:9:news:/var/spool/news:/bin/false
uucp:x:10:10:uucp:/var/spool/uucp:/bin/false
```

Solaris 2.0 において、
すべてのtarファイルに
/etc/passwdの内容が混入
していた！

Sun tarball の脆弱性3

tar は確保したメモリをクリアせずに使用していた

- /etc/passwdを読み込み実行ユーザ情報をチェック
- アーカイブファイルを格納する512バイト長ブロックを確保

Sun による修正: malloc() を calloc() に置き換え

修正前: `char *buf = (char *) malloc(BUFSIZ);`
修正後: `char *buf = (char *) calloc(BUFSIZ, 1);`

メモリは初期化してから使おう

malloc()で得たメモリブロックは
memset()を使って初期化。
あるいは0初期化してくれる calloc()を使う。

メモリは初期してから使う

関数の返り値は必ず検査する

解放済みメモリを参照しない

Double-freeしない

メモリの取得と解放は適切な組み合わせで

メモリ割り当て関数の誤った使用に注意

関数の返り値は必ず検査

メモリ割り当ては必ず成功するとは限らない。

メモリ割り当て関数が呼び出し元へ返す状態コードをチェックすること!

割り当てに失敗したら、

- `malloc()` 関数は、NULL ポインタを返す
- `VirtualAlloc()` は NULL を返す
- Microsoft Foundation Class Library(MFC)の new 演算子は `CMemoryException *` という例外を発生させる
- `HeapAlloc()` は NULL を返すか構造化例外を発生させる

悪いコード例

```
size_t size = strlen(input_str)+1;
str = (char *)malloc(size);
memcpy(str, input_str, size);
/* ... */
free(str);
str = NULL;
```

ここが問題!
なぜ?

malloc()は失敗すると null を返す
strが null になる
memcpy()がstrを参照するときにプログラムは不定の動作をする！

良いコード例

```
size_t size = strlen(input_str) + 1;
str = (char *)malloc(size);
if (str == NULL) {
    /* メモリ割り当てエラーを処理 */
}
memcpy(str, input_str, size);
/* ... */
free(str);
str = NULL;
```

malloc()の返り値がnullかどうかチェックする

EXP34-C. NULLポインタ参照しない

null ポインタ参照は攻撃可能

nullポインタ参照は未定義の動作を引きおこす。

- エラーになる動作
- コンパイラが必ずしも取り扱わなくてもよい条件
  - コンパイラの最適化の対象となりうる
- 結果がどうなるか決まっていない

通常、プログラムはクラッシュするだけだが、**null** ポインタ参照を悪用して任意のコード実行が可能な場合もある

- Jack, Barnaby. *Vector Rewrite Attack*, May 2007
  http://www.juniper.net/solutions/literature/white_papers/Vector-Rewrite-Attack.pdf
- van Sprundel, Ilja. *Unusual Bugs*, 2006
  http://www.ruxcon.org.au/files/2006/unusual_bugs.pdf

JPCERT CC®

アプリケーションのプログラマがすべきこと

- エラーチェック
  - Cでは返り値のチェック
  - C++では例外処理
- エラーを適切な方法で処理
  - リカバリ処理を行って復帰
  - エラーメッセージを出力して強制終了

  など

  OS環境に用意されている仕組みの活用も有効(例:phkmalloc)

エラーの検出と対処 – C++の場合

C++ の new 演算子の標準的な動作では、割り当てに失敗すると bad_alloc 例外が送出される。

```
T* p1 = new T; // 標準形. bad_alloc をスローする

T* p2 = new(nothrow) T; // 0 を返す
```

new 演算子の標準形を使用することで、割り当てエラー処理コードをカプセル化することができる。

簡潔かつ明瞭な記述となり、より効率的な設計につながることが期待できる。

new 演算子の例外処理

JPCERT CC®

```
try {
   int *pn = new int;
   int *pi = new int(5);
   double *pd = new double(55.9);
   int *buf = new int[10];
   . . .
}
catch (bad_alloc) {
   // new の失敗を処理
}
```

誤った new 演算子の使い方に注意！

JPCERT CC®

Cの感覚でコーディングしてしまうと……

```
int *ip = new int;
if (ip) { // ここに実行がくるときは常に真
    ...
}
else {
  // 絶対に実行されない
}
```

C++ と new_handler1

C++ では、std::set_new_handler を使用して
「new ハンドラ」を設定できる。
new ハンドラは、次のいずれかをすることが期待されている

- メモリをいくらか解放する
- 中断する
- 終了する
- std::bad_alloc 型の例外を送出する

new ハンドラは標準の型 new_handler でなければならない:

```
typedef void (*new_handler)();
```

C++ と new_handler2

operator new は、メモリ確保に失敗すると new ハンドラを呼び出す。
new ハンドラから戻ると、再度割り当てを試みる。

```
extern void myNewHandler();
void someFunc() {
    new_handler oldHandler
        = set_new_handler( myNewHandler );
    // ...ここでメモリを割り当てる...
    // 前の new ハンドラを回復する
    set_new_handler( oldHandler );
}
```

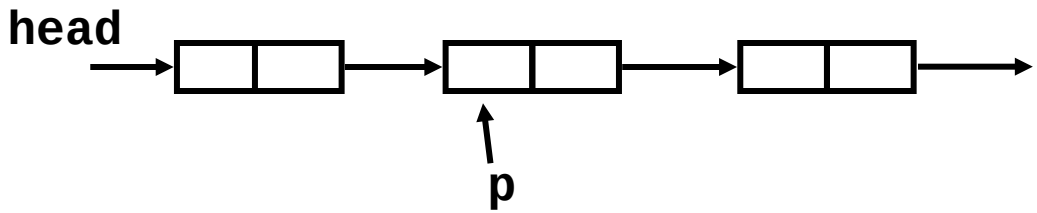
メモリは初期化してから使う
関数の返り値は必ず検査する
解放済みメモリを参照しない
Double-freeしない
メモリの取得と解放は適切な組み合わせで
メモリ割り当て関数の誤った使用に注意

解放済みメモリを参照しない$_1$

メモリを解放した後でも、メモリポインタが残っていれば、その場所を読み書きできてしまう。

間違いの例： 連結リストの解放

```
for (p = head; p != NULL; p = p->next)
  free(p);
```



解放済みメモリを参照しない$_2$

JPCERT CC®

解放済みメモリの中身はプログラムの知らないうちに変更されていく:

- メモリマネージャの管理作業で上書き
- 再割り当てされて別の値が書き込まれる

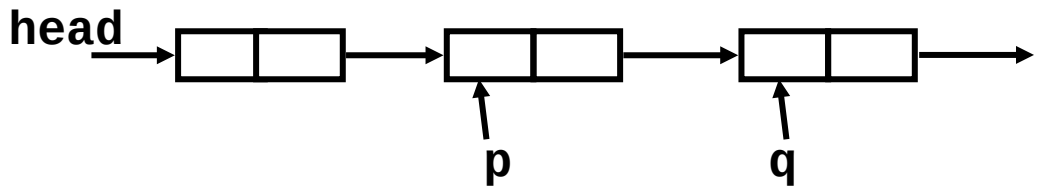
解放済みメモリへの書き込みを行うと、メモリ管理のためのデータ構造が破壊される危険がある。

書き込むデータを制御できる場合、攻撃の足がかりとして悪用される可能性がある。

解放済みメモリを参照しない3

この操作を正しく実行するためには、必要となるポインタを解放の前に保存しておく。

```
for (p = head; p != NULL; p = q) {
  q = p->next;
  free(p);
}
```



LinuxカーネルのATMドライバの例1

Linux カーネルの ATM ドライバに、解放済メモリを参照してしまう脆弱性があった。
[CVE-2006-4997]

```
clip_mkip (clip.c):
502         while ((skb = skb_dequeue(&copy)) != NULL)
503                 if (!clip_devs) {
504                         atm_return(vcc,skb->truesize);
505                         kfree_skb(skb);
506                 }
507                 else {
508                         unsigned int len = skb->len;
509
510                         clip_push(vcc,skb);
511                         PRIV(skb->dev)->stats.rx_packets--;
512                         PRIV(skb->dev)->stats.rx_bytes -= len;
513                 }
```

511行目で, PRIV(skb->dev) は skb->dev を参照する;
しかし510行目の clip_push 呼び出しで skb は解放されているかもしれない。

Linuxカーネルの ATMドライバの例2

```
clip_push (clip.c):
198 static void clip_push(struct atm_vcc *vcc, struct sk_buff *skb)
199 {
        ......
234         memset(ATM_SKB(skb), 0, sizeof(struct atm_skb_data));
235         netif_rx(skb);
236 }

netif_rx (dev.c):
1392 int netif_rx(struct sk_buff *skb)
1393 {
        ......
1428         kfree_skb(skb);    //drop skb
1429         return NET_RX_DROP;
1430 }
```

https://bugzilla.redhat.com/show_bug.cgi?id=206265

メモリは初期化してから使う
関数の返り値は必ず検査する
解放済みメモリを参照しない
double-freeしない
メモリの取得と解放は適切な組み合わせで
メモリ割り当て関数の誤った使用に注意

double-freeしない

同一のメモリブロックを何度も解放してはいけない。

メモリ解放時にはポインタ付け替えなどの作業が行われている
⇒複数回free( )すると
　ヒープを管理するデータ構造が破壊される!

特に、ループや条件文において間違いを犯しやすいので注意!!

double-freeしている例

```
size_t num_elem = /* 適当な初期値が入る */;
int error_condition = 0;
int *x = (int *)malloc(num_elem * sizeof(int));
if (x == NULL) {
    /* メモリ割り当てエラーに対する処理 */
}
/* ... */
if (error_condition == 1) {
    /* エラー条件を処理 */
    free(x);
}
/* ... */
free(x);
```

error_conditionが
真のとき free()する

もういちど free()
してしまう！

MIT Kerberos 5 の関数krb5_recvauth()に実際にあった問題
MITKRB5-SA-2005-003-recvauth

正しいコード例

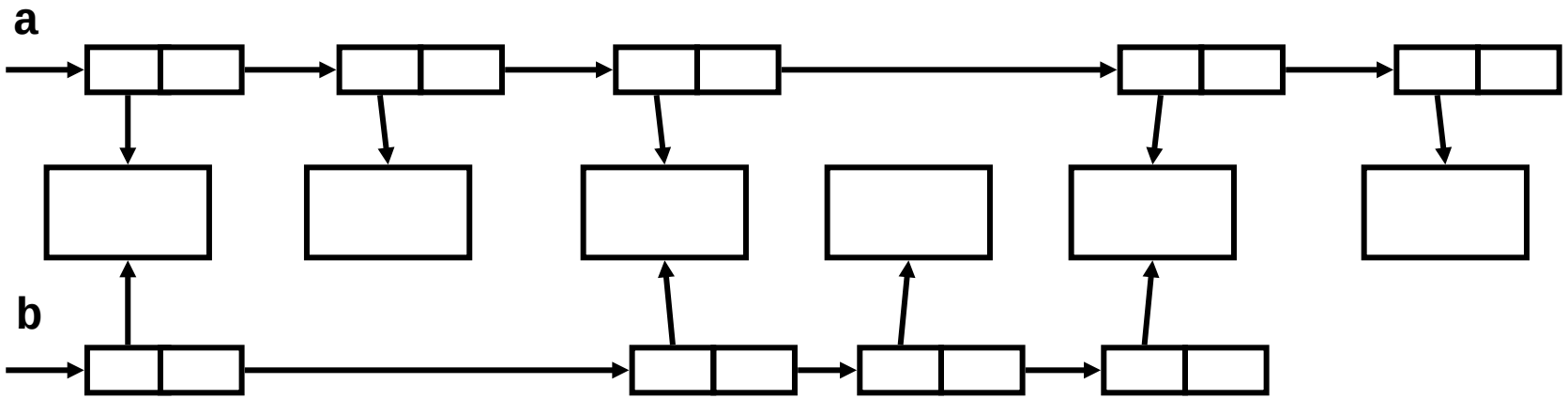
```
size_t num_elem = /* 適当な初期値が入る */;
int error_condition= 0;
if (num_elem > SIZE_MAX / sizeof(int)) {
   /* オーバーフローを処理 */
}
int *x = (int *)malloc(num_elem * sizeof(int));
if (x == NULL) {
  /* メモリ割り当てエラーを処理 */
}
/* ... */
if (error_condition == 1) {
  /* エラー条件を処理 */
}
/* ... */
free(x);
x = NULL;
```

一度だけ free()

MEM31-C. 動的に割り当てたメモリは一度だけ解放する

相互に影響するデータ構造

プログラムが両方のリンクリストを走査して、それぞれのメモリブロックを解放しようとすると、いくつかのメモリブロックは二重に解放されてしまう。



プログラムが一方のリストしか走査しなければ（そしてその後両方のリスト構造を解放するならば）、メモリリークが発生する。

C++によるコード例1： コンテナのリーク

ポインタを含む標準コンテナを破棄するとき、ポインタの参照先のオブジェクトはそのままでは削除されない。

```
vector<Shape *> pic;
pic.push_back( new Circle );
pic.push_back( new Triangle );
pic.push_back( new Square );
// pic がスコープ外になるとリークが発生する
```

C++によるコード例2： リークを防ぐ

コンテナを破棄する前に、コンテナの要素を削除する必要がある。

```
template <class Container>
void releaseItems( Container &c ) {
   typename Container::iterator i;
   for( i = c.begin(); i != c.end(); ++i )
      delete *i;
}
…
vector<Shape *> pic;
…
releaseItems( pic );
```

C++によるコード例3: double-free発生!

JPCERT CC®

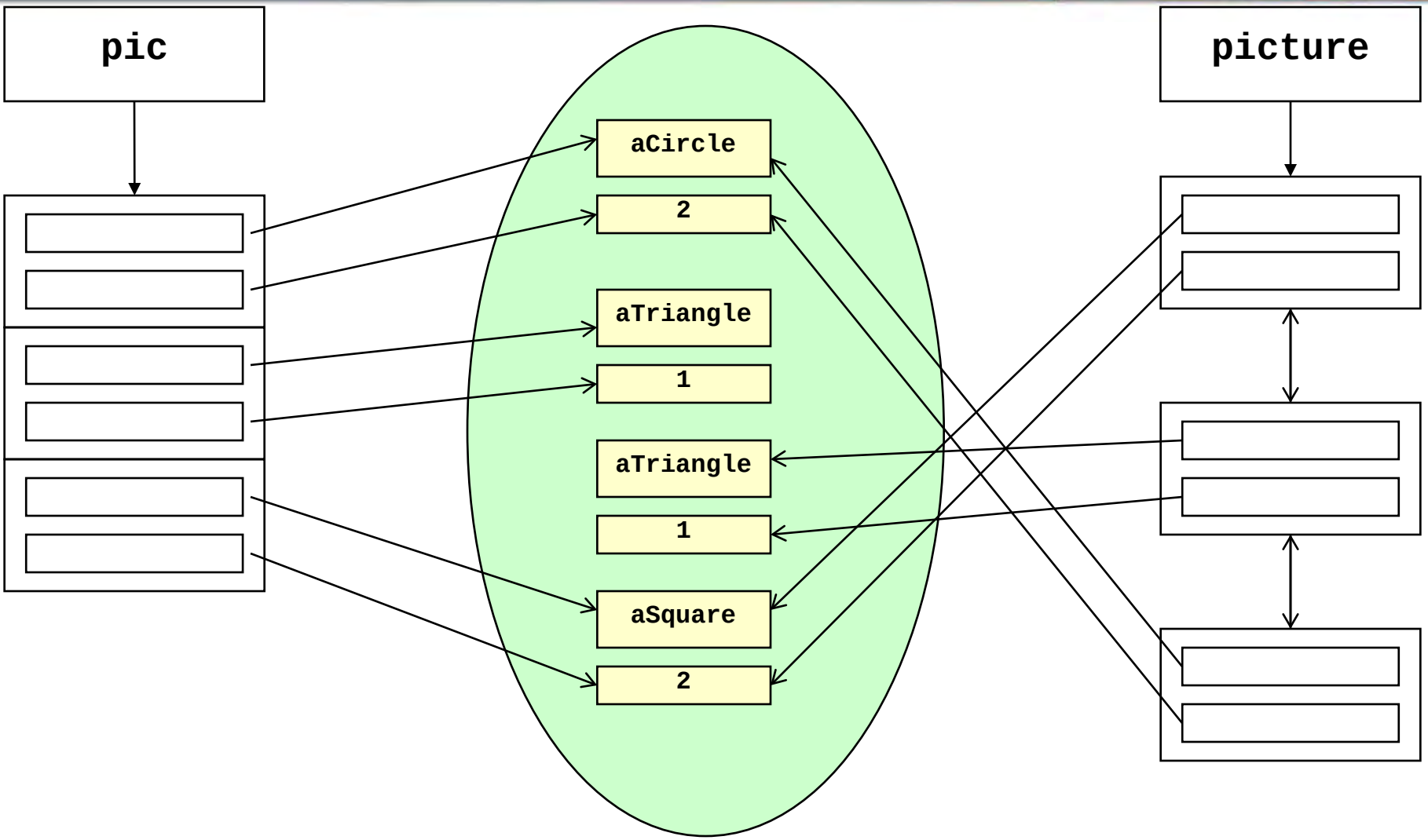
```
vector<Shape *> pic;
pic.push_back( new Circle );
pic.push_back( new Triangle );
pic.push_back( new Square );
…
list<Shape *> picture;
picture.push_back( pic[2] );
picture.push_back( new Triangle );
picture.push_back( pic[0] );
…
releaseItems( picture );
releaseItems( pic ); // おっと！二重解放
```

スマートポインタを使った解決法

コンテナ要素にスマートポインタを使うとコードを単純にできる。

```
typedef std::tr1::shared_ptr<Shape> SP;
vector<SP> pic;
pic.push_back(SP(new Circle));
pic.push_back(SP(new Triangle));
Pic.push_back(SP(new Square));
……
list<SP> picture;
picture.push_back(pic[2]);
picture.push_back(SP(new Triangle));
picture.push_back(pic[0]);
……
// コンテナ要素の後始末が不要！
```

スマートポインタを要素に持つ



メモリは初期化してから使う
関数の返り値は必ず検査する
解放済みメモリを参照しない
double-freeしない
メモリの取得と解放は適切な組み合わせで
メモリ割り当て関数の誤った使用に注意

メモリ管理関数は適切な組み合わせで使用すること

- malloc() で割り当て、free() で解放
- new で割り当て、delete で解放

free() を new と組み合わせて使用したり、
malloc() を delete と組み合わせて使用してはいけない。
セキュリティ上の脆弱性となることもある。

関数の不適切な組み合わせの例

```
int *ip = new int(12);
   . . .
free(ip); // 間違い！

ip = static_cast<int*>malloc(sizeof(int));
*ip = 12;
   . . .
delete ip; // 間違い！
```

スカラと配列1

スカラの割り当てと解放には、new 演算子と
delete 演算子を使用する。

```
Widget *w = new Widget(arg);
delete w;
```

配列の割り当てと解放には、new[] 演算子と
delete[] 演算子を使用する。

```
w = new Widget[n];
delete[] w;
```

スカラと配列2

```
int *ip = new int[5];
    . . .
delete ip; // 間違い!
    . . .
ip = new int(12);
    . . .
delete [] ip; // 間違い!
```

参考: Attacking delete and delete [] in C++
http://taossa.com/index.php/2007/01/03/attacking-delete-and-delete-in-c/#more-52

C++ における new および operator new 1

new 演算子は operator new を使ってメモリを取得し、そのメモリを初期化してオブジェクトを作成する。

同様の関係が、以下の間にも存在する。

- delete 演算子と operator delete 関数
- new[] 演算子と operator new[]
- delete[] 演算子と operator delete[]

C++ における new および operator new 2

operator new を直接呼び出すことでメモリ領域は確保できるが、オブジェクト生成に関する初期化処理はコンストラクタによって行われる。

コンストラクタによる初期化を行っていないのにデストラクタを呼び出してはいけない。

```
string *sp = static_cast<string *>
  (operator new(sizeof(string));
…
delete sp; // 間違い!
```

メンバ関数 new/delete の不一致1

関数 `operator new` と `operator delete` は、メンバ関数として再定義できる。

これらは、名前が同じ継承関数または名前空間レベル関数を隠蔽する `static` なメンバ関数。

メモリ管理関数と同様に、これらも適切に対応付けして使うことが重要。

メンバ関数 new/delete の不一致2

```
class B {
  public:
    void *operator new( size_t );
    // operator delete の定義がない!
    …
};
…
B *bp = new B; // B::operator new を使用
…
delete bp; // ::operator delete を使用!
```

メンバ関数 new/delete の不一致3

```
class B {
  public:
    void *operator new( size_t );
    void *operator delete(…){…};//きちんと定義
    …
};
…
B *bp = new B; // B::operator new を使用
…
delete bp; // B::operator delete を使用!
```

動的メモリ管理にまつわるコーディングエラーとセキュアコーディング

JPCERT CC®

メモリは初期化してから使う
関数の返り値は必ず検査する
解放済みメモリを参照しない
Double-freeしない
メモリの取得と解放は適切な組み合わせで
メモリ割り当て関数の誤った使用に注意

サイズ0でのメモリ割り当て

サイズ 0 でのメモリ割り当て(malloc()、 realloc())は避けるべし。

サイズ0での割り当て時の挙動は処理系依存

(C99, 7.20.3)

- 長さ0のバッファを返す(MS Visual Studio、OpenBSD など)
- NULL ポインタを返す(glibc)

realloc() の標準的な使い方

```
char *p2;
char *p = malloc(100);
...
if ((p2=realloc(p, nsize)) == NULL) {
  if (p) free(p);
  p = NULL;
}
p = p2;
```

返り値が NULL の時、エラー処理として p によって参照されるメモリを解放しようとしている

realloc(0)で二重解放してしまう例

```
char *p2;
char *p = malloc(100);
...
if ((p2 = realloc(p, 0)) == NULL) {
  if (p) free(p);
  p = NULL;
}
p = p2;
```

サイズ0に対してrealloc() がメモリを解放して NULL ポインタを返す場合、このコードを実行すると解放が二重に行われる。

realloc()で0バイトの再割り当て

前記の例に示した nsize の値が 0 の場合、言語仕様では NULL ポインタを返すか、無効な(長さ0などの)オブジェクトを返すかのどちらかでなければならないと規定されている。

いくつかの環境における realloc(0) 関数の動作

- gcc 3.4.6 と libc 2.3.4 の組み合わせでは、サイズ0のオブジェクトを指す NULL でないポインタを返す(malloc(0) と同じ)
- Microsoft Visual Studio Version 7.1 および gcc バージョン 4.1.0 は、共に NULL ポインタを返す。

(エラーは起きてないのに!)

0バイトの割り当ては行わないのが安全

JPCERT CC®

```
char *p2;
char *p = malloc(100);
...
if ((nsize == 0) ||
    (p2=realloc(p, nsize)) == NULL) {
  if (p) free(p);
  p = NULL;
}
p = p2;
```

alloca()$_1$

JPCERT CC®

呼び出し元のスタックフレーム上にメモリを確保し、

割り当てられた空間の先頭へのポインタを返す。

alloca() を実行した関数が呼び出し元に戻る際に、自動的に解放される。

インライン関数として実装されていることが多い。
(スタックポインタを移動する単一の命令で実現される。)

NULL エラーを返さず、スタック境界を越える割り当てを行うかもしれない。

alloca()2

JPCERT CC®

malloc()に対してはfree()を呼び出す。
alloca() の場合は free() を呼び出してはいけない。
⇒混乱のもと！

alloca() は使わないほうがよい。

C++ における配置(プレースメント)new

配置 new は引数に指定された任意のメモリ位置にオブジェクトを作成する。

自前のメモリアロケータの作成など

配置 new では、メモリの割り当ては実際には行われないので、メモリを解放するために delete演算子 を使用してはならない。

オブジェクトのデストラクタを直接呼び出すべき。

配置 new の使い方1

```
void const *addr
   = reinterpret_cast<void *>(0x00FE0000);
register *rp = new ( addr ) Register;
…
delete rp; // 間違い!
…
rp = new ( addr ) Register;
…
rp->~Register(); // 正しい
```

配置 new の使い方2

```
#include <iostream>
using namespace std;

int ii[1000]; // メモリプール

int main(){
  for (int j=0;j<10;j++){
    int *jj = new(ii+j) int;
    *jj = 100+j;
    cout << "value(" << j << "): " << *jj << endl;
    ~int(jj); // delete(jj) ではなくデストラクタを使う
  }
}
```

もくじ

JPCERT CC®

1. 動的メモリ管理の概要
2. 動的メモリ管理にまつわるコーディングエラーとセキュアコーディング
3. 脅威を緩和する方法
4. dlmalloc とセキュリティ
   - Doug Lea メモリアロケータ
   - ヒープバッファオーバーフロー
   - 二重解放 (double free)
5. まとめ

脅威を緩和する方法

JPCERT CC®

- free()したらNULLを代入
- 一貫したメモリ管理
- RAII: リソースの取得はすなわち初期化
- C++ におけるスマートポインタ
- heapを守るための工夫
  - ヒープの完全性検査
  - ランダム化
  - ガードページ
  - dnmalloc
  - phkmalloc
  - glibcのmalloc()を使う際の注意点
- 実行時解析ツール

free()したらNULL を代入

free() の呼び出しの後、ポインタには NULL を代入しておこう！

NULLを代入しておくと:

- free(NULL) なら何度呼び出しても問題ない
- ダングリングポインタを減らすことができる
- 解放済メモリへの書込みや、二重解放の脆弱性を減らす
- 間違って参照するとエラーが発生するので、実装や検査の段階で問題を発見できる可能性が高まる。

一貫したメモリ管理

JPCERT CC®

1：メモリの割り当てと解放は同じパターンで！！

- C++　言語ではコンストラクタ/デストラクタを活用する
- C　言語でも同等のアプローチをとるのが吉
- 割り当てと、その解放を対応させること。コンストラクタが複数存在する場合は、デストラクタがすべての可能性を扱えることをよく確かめておくこと。

2：　同じモジュールの中で、同じ抽象レベルにおいてメモリの解放と割り当てを行うこと。

そうしないと、メモリが解放されたか、いつどこでの解放か、混乱を招く。

すでに紹介したMITKRB5-SA-2004-002やLinux ATMドライバの例をもういちど確認してみよう.

リソース取得すなわち初期化1

C++ では「リソース取得すなわち初期化」(RAII:Resource Aquisition Is Initialization)の定石を活用しよう。

つまり、重要なリソースはすべて、そのリソースの寿命をつかさどるオブジェクトによって管理する。

- リソースを割り当てるコードは評価順序に依存する記述を避ける
- リソースの管理はコンストラクタで作成したオブジェクトに任せる
- リソースの解放はデストラクタで行う
- リソースを管理するオブジェクトのコピーやヒープへの割り当ては避ける。どうしても必要な場合は注意深く行う

リソースの取得はすなわち初期化2

動的メモリ管理にあてはめると...

- メモリ割り当てコードは評価順序に依存する記述を避ける
- 動的メモリの管理はコンストラクタで作成したオブジェクトに任せる
- 動的メモリの解放はデストラクタで行う
- 動的メモリを管理するオブジェクトのコピーやヒープへの割り当ては避ける。どうしても必要な場合は注意深く行う

RAII の例

JPCERT CC®

[安全でないコード例]

```
void old_fct(const char* s) {
  FILE* f = fopen(s,"r"); // ファイル s をオープン
  …… // f を使用する
  fclose(f);  // ファイルをクローズ
}
```

`old_fct()` の「f を使用する」の部分で例外発生、あるいは単にリターンした場合、ファイルはクローズされない。

[安全なコード例]

```
void fct(string s) {
  File_handle f(s,"r"); // File_handle のコンストラクタがファイル s をオープン
  …… // f を使用する
} // File_handle のデストラクタがファイルをクローズ
```

`fct()` の「f を使用する」の部分で例外が発生しても、デストラクタが実行され、ファイルが正しくクローズされる。

スマートポインタ1

C++では、通常のポインタの代わりにスマートポインタを活用しよう。

スマートポインタとは？

- newしたオブジェクトを自動的にdeleteしてくれる仕組み
- スコープから外れたり、参照数がゼロになったオブジェクトに対して自動的にdeleteを呼んで削除する
- -> 演算子および * 演算子をオーバーロードしてあり、ポインタのように使える
- C++標準ライブラリで使えるものとしては auto_ptr
- その他にも性質の異なるスマートポインタが複数提案されている

スマートポインタ2 （コード例）

スマートポインタを使うことでコードが単純になる。

```
#include <iostream>
using namespace std;

void fn0(){// スマートポインタを使っていない例
  int *ip = new int(100);
  cout << "value: " << *ip << endl;
  delete ip; // delete しないとメモリリークにつながる
}

void fn1(){ // auto_ptrを使った例
  auto_ptr<int> ip = auto_ptr<int>(new int(100));
  cout << "value: " << *ip << endl;
} // スコープ外になったら勝手に delete してくれる

int main(){
  fn0();
  fn1();
}
```

スマートポインタ3

Boostライブラリにはauto_ptrの他に shared_ptr, scoped_ptr, weak_ptr, intrusive_ptr が実装されている。

処理に見合う正しいスマートポインタを使用すること。

Smart Pointers

http://www.boost.org/doc/libs/1_40_0/libs/smart_ptr/smart_ptr.htm

スマートポインタ4(コード例)

JPCERT CC®

boostライブラリのドキュメントにあるscoped_ptrを使ったコード例.

```
#include <boost/scoped_ptr.hpp>
#include <iostream>
struct Shoe {  ~Shoe() { std::cout << "Buckle my shoe¥n"; } };
class MyClass {
  boost::scoped_ptr<int> ptr;
  public: MyClass() : ptr(new int) { *ptr = 0; }
  int add_one() { return ++*ptr; }
};
int main() {
  boost::scoped_ptr<Shoe> x(new Shoe);
  MyClass my_instance;
  std::cout << my_instance.add_one();
  std::cout << my_instance.add_one();
}
```

[出力例]

```
1 2 Buckle my shoe
```

http://www.boost.org/doc/libs/1_40_0/libs/smart_ptr/scoped_ptr.htm

heapを守るための工夫

JPCERT CC®

ヒープの完全性検査

ランダム化

ガードページ

dnmalloc

phkmalloc

glibcのmallocに関する注意点

heapを守るための工夫：ヒープの完全性検査

メモリブロック構造と管理関数を修正することにより、glibc のヒープを保護する

```
struct malloc_chunk {
  INTERNAL_SIZE_T magic;
  INTERNAL_SIZE_T __pad0;
  INTERNAL_SIZE_T prev_size;
  INTERNAL_SIZE_T size;
  struct malloc_chunk *bk;
  struct malloc_chunk *fd;
};
```

カナリアとパディングのためのフィールドを追加する。カナリアは、メモリブロックのヘッダと乱数値（シード）から生成されるチェックサムを持つ。

各メモリブロックのカナリアを管理し検査するコードによってヒープ管理機能を増強する。

http://www.usenix.org/publications/library/proceedings/lisa03/tech/full_papers/robertson/robertson.pdf

heapを守るための工夫： ランダム化

狙われやすい情報の置き場所(アドレス)を固定化せず、ランダム化することで、攻撃しにくくする。

- OSから渡されるページ
- メモリマネージャから渡されるブロックアドレス
- など……

参考
http://en.wikipedia.org/wiki/Address_space_layout_randomization

heapを守るための工夫： ガードページ

ガードページ（guard page）とは、1 ページ以上のサイズを持つメモリのそれぞれの割り当ての間に、マップされていないページを配置したもの。

ガードページにアクセスすると常にセグメンテーション違反が発生する。

攻撃者がバッファオーバーフロー攻撃を行うために隣接メモリの上書きを試みると、脆弱なプログラムは終了してしまう。

ガードページは多くのシステムやツールに実装されている。

- OpenBSD
- Electric Fence
- Application Verifier

heapを守るための工夫: dnmalloc

JPCERT CC®

http://freshmeat.net/projects/dnmalloc/

dlmallocをもとに、データ領域と管理領域を分離した実装.

> About:
> Dnmalloc is an allocator that keeps heap management data separate
> from the heap itself. As a result, dnmalloc is not vulnerable to
> corruption of the heap management information by heap buffer
> overflows or double free errors.

http://www.fort-knox.org/taxonomy/term/3

heapを守るための工夫: phkmalloc[1]

- 1995～1996 頃に FreeBSD のために Poul-Henning Kamp が作成。多数のオペレーティングシステムに移植された。
- 仮想メモリシステム上で効率的に動作するように書かれており、強力な検査機能を実現。
  - free() または realloc() へ渡されたポインタが有効かどうかを、その参照する値を検査せずに調べることができる。
  - ポインタがmalloc()またはrealloc()が返したポインタでないことを検知できる
  - オプションにより、エラー発生時の挙動を制御できる
  - A(bort),J(unk),Z(ero) など

heapを守るための工夫: phkmalloc$_2$

JPCERT CC®

ポインタが割り当て済みかどうかを判定することで、二重解放エラーを検知できる。

FreeBSD 上の phkmalloc では、U オプションを指定することで、ktrace() 機能を使ってすべての malloc(), free(), realloc() の要求を追跡することができる。

⇒プログラムの動作をチェックするのに有用

fsck, ypserv, cvs, mountd, inetd を含む様々なプログラムで、メモリ管理の欠陥を発見するのに役立っている。

参考:
BSD HEAP SMASHING
http://freeworld.thc.org/root/docs/exploit_writing/BSD-heap-smashing.txt

glibcのmalloc()の特性: overcommiting behavior

JPCERT CC®

glibcのmalloc()では、ある程度実際の容量を超えてメモリを確保できる(overcommiting behavior)。メモリ不足になるとランダムに選択されたプロセスが強制終了される。

malloc(3) の manページより:

BUGS

By default, Linux follows an optimistic memory allocation strategy. This means that when malloc() returns non-NULL there is no guarantee that the memory really is available. This is a really bad bug. In case it turns out that the system is out of memory, one or more processes will be killed by the infamous OOM killer. In case Linux is employed under circumstances where it would be less desirable to suddenly lose some randomly picked processes, and moreover the kernel version is sufficiently recent, one can switch off this overcommitting behavior using a command like

```
# echo 2 > /proc/sys/vm/overcommit_memory
```

See also the kernel Documentation directory, files vm/overcommit-accounting and sysctl/vm.txt.

最近のLinuxカーネルでは、設定によりこの挙動を制御できる。

静的解析ツールと動的解析ツール　1

コード解析ツールには大きく分けて以下の2種類がある

静的解析ツール

- ソースコード(テキスト)から分析

動的解析ツール

- 仮想環境などでプログラムを「実行」させ、その状態を分析

静的解析ツールと動的解析ツール2

静的解析ツールの特徴

- 検出漏れの可能性(コード分析の難しさ)
- 誤検出の可能性(出力結果をよく吟味する必要がある)

動的解析ツールの特徴

- 検出漏れの可能性(実行されない部分は検査できない)
- 実行時オーバヘッドが大きい

静的解析ツール

「静的」＝プログラムを実行しない

ソースコードの脆弱性分析をおこなう。脆弱性に関する脅威や修正方法などの情報を提供するツールもある。

- 脆弱性チェック以外にも、型チェック、スタイルチェック、バグ発見などをおこなうものも

オープンソース / 商用製品いろいろ

http://en.wikipedia.org/wiki/List_of_tools_for_static_code_analysis

動的解析ツール

「動的」＝プログラムを実行する

実行時の挙動を分析する。

オープンソース / 商用製品いろいろ

http://en.wikipedia.org/wiki/Dynamic_code_analysis

ソースコード解析ツールを使ってOJT的に学ぶ

解析ツールを開発現場で使い、自分が書いたコードのどこに問題があるのか、ツールに指摘してもらう

指摘された問題を理解し、修正することを通じて、実践的にセキュアコーディングを学べる

指摘された問題が本当に脆弱性につながるかを判断できるには、それなりの知識と経験が必要

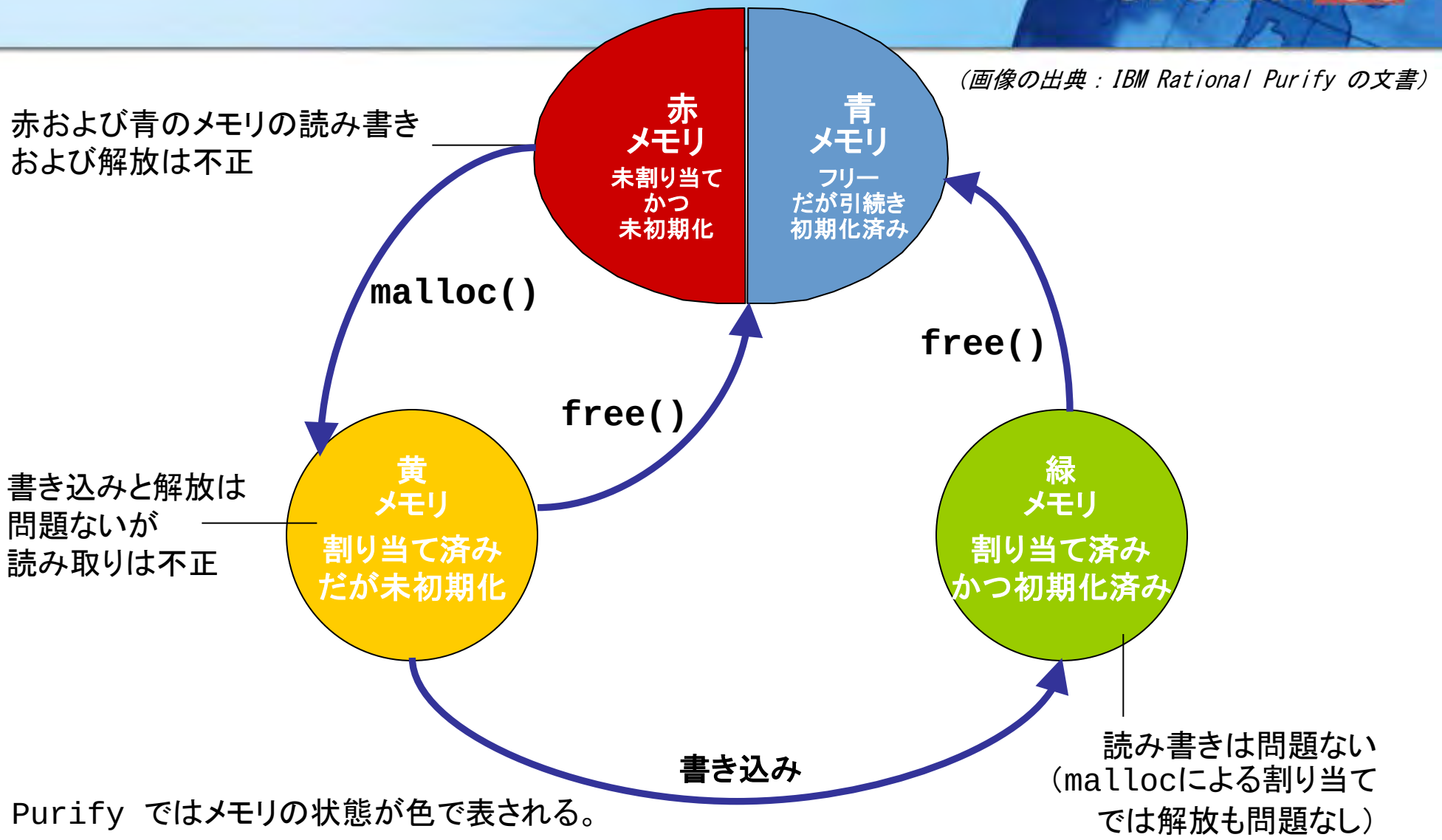
IBM Rational Purify/PurifyPlus

Purify と PurifyPlus は、メモリの改ざんとメモリリークを検知する機能を持ち、次に示すようなさまざまなプラットフォームで利用可能。

- Microsoft Windows
- Linux
- HP-UX
- IBM AIX
- Sun Solaris

解放済みメモリの読み書き、ヒープ以外のメモリや未割り当てメモリの解放、配列の範囲を越えた書き込みなどを検出する。

メモリアクセスエラーの検査



(画像の出典：IBM Rational Purify の文書)

Purify ではメモリの状態が色で表される。

デバッグ用メモリ割り当てライブラリ dmalloc

dmalloc は、システム標準の malloc(), realloc(), calloc(), free()その他のメモリ管理関数と置き換えて使うことで、柔軟性に富んだ実行時デバッグ機能を提供する。

- メモリリークの追跡
- 書き込みの境界条件違反
- ファイルと行番号の記録
- 一般的な統計ログの採取

http://dmalloc.com/

Electric Fence

Electric Fence はバッファオーバーフローまたは未割り当てメモリへの参照を検知する。

Electric Fence はガードページを実装し、各メモリ割り当ての前後にアクセス不能なメモリページを配置する。

ソフトウェアがアクセス不能ページを読み書きすると、ハードウェアはセグメンテーション違反を発生させ、違反を犯した命令のある箇所でプログラムの実行を停止する。

free() によって解放されたメモリもアクセス不能状態にされ、参照するとセグメンテーション違反を起こす。

http://directory.fsf.org/project/ElectricFence/

Valgrind$_1$

Valgrind とは？(http://valgrind.org/)

- x86 CPU のエミュレータ
- x86/Linux, amd64/Linux, PPC32/Linux で動作
    - FreeBSD,NetBSD向けexperimentalあり
- 主にコードのデバッグとプロファイリングのツール
- 様々なプロジェクトで利用されている(MozillaFirefox, Opera, MySQL, NASA Mars Exploration Rover, GIMP, Perl , Python, PHP, KDE, samba など)
- メモリ管理にまつわるバグを検出してくれる
- 解放済みメモリの読み書き、malloc( )した領域外の読み書き、メモリの二重解放、メモリリークなど

Valgrind 2

Linux/IA-32 の実行ファイルの動作をデバッグしたり、プロファイルデータを採取したりすることができる。

ソフトウェアで実装された IA-32 CPU と、デバッギングやプロファイリング等の一連のツールで構成される。

CPU の詳細とオペレーティングシステムに密接に結び付いており、コンパイラと基本的な C ライブラリにもある程度依存する。

(valgrind の末尾の発音は「grind」(グラインド)ではなく「grinned」(グリンド))

Valgrind 3

メモリ検査ツール memcheck は、次のような一般的なメモリエラーを検知する。

- アクセスしてはいけないメモリへのアクセス(ヒープブロック境界を越えるなど)
- 初期化前の値の使用
- メモリの誤った解放(ヒープブロックの二重解放など)
- メモリリーク

static 配列およびスタック配列の境界検査はしない。

JPCERT CC®

Valgrind の出力例

```
void f(void) {
  int* x = malloc(10 * sizeof(int));
  x[10] = 0;
}
```

```
==6690== Invalid write of size 4
==6690==    at 0x804837B: f (v.c:6)
==6690==    by 0x80483A3: main (v.c:11)
==6690==  Address 0x4138050 is 0 bytes after a block of size 40 alloc'd
==6690==    at 0x401C422: malloc (vg_replace_malloc.c:149)
==6690==    by 0x8048371: f (v.c:5)
==6690==    by 0x80483A3: main (v.c:11)
```

```
==6690== 40 bytes in 1 blocks are definitely lost in loss record 1 of 1
==6690==    at 0x401C422: malloc (vg_replace_malloc.c:149)
==6690==    by 0x8048371: f (v.c:5)
==6690==    by 0x80483A3: main (v.c:11)
```

ツールの使い方はよく考えて…

「Debian and Ubuntu OpenSSL packages contain a predictable random number generator」(http://www.kb.cert.org/vuls/id/925211)

DebianのOpenSSLパッケージで、valgrindのデバッグエラーが出ないようにコードを2行コメントアウト。

その結果、ssh-keygenの乱数生成に要するエントロピーが不十分になり、32,767個の鍵しか生成しなくなっていた！

多くのユーザが同じ SSH 鍵を使っていたという脆弱な状態が2年も続いていた！(2008年5月13日になって明るみに)

ツールの出力結果はしっかり吟味！

もくじ

ヒープ領域を管理するメモリマネージャ

- 一定の大きさを単位とするブロックの集まりとして管理
- 割り当て済みブロックと解放されたブロックの両方を管理
- メモリマネージャはプロセスの一部として機能
- 基本は Knuth『Art of Computer Programming』で解説されているメモリ領域の動的な割り当てアルゴリズム
- プロセスに割り当てられるメモリは、メモリ管理に使われる部分も含め、プロセスからアクセス可能なメモリ空間の一部

[Knuth 97] D. E. Knuth. *The Art of Computer Programming*, volume 1, *Fundamental Algorithms*, Third Edition 日本語版, 第2章, 419–435ページ. Addison-Wesley, 2004. (First copyrighted 1973, 1968)

メモリ領域の動的割り当て手法

JPCERT CC®

最良適合法(best-fit)- m バイトの領域がリクエストされた時、m バイト以上の大きさのメモリブロックの中で最小のものを返す。

初出適合法(first-fit)- m バイト以上のサイズを持つブロックで、最初に見つかったものを返す。

断片化を防ぐためには、割り当てた後の余りの空間が一定以下より小さくなるならば、分割せずに要求されたサイズより大きいブロックとしてそのまま割り当てるという戦略が考えられる。

「境界タグ」

個々のメモリブロックの両端には管理情報があり、以下のような処理に活用される

- 隣り合った空きメモリブロックを結合して １ つにすることで断片化を防ぐ
- 既知のメモリブロックを起点に、どちらの方向にもすべてのブロックを走査できる [Knuth 97]

データとともにメモリ管理のための情報も置いてあるため、破壊されると危険。バッファオーバフローなどに悪用される。

メモリマネージャ実装例

- dlmalloc (Linux など)
- RtlHeap (MS Windows)
- phkmalloc (FreeBSD など)

Doug Lea メモリアロケータ

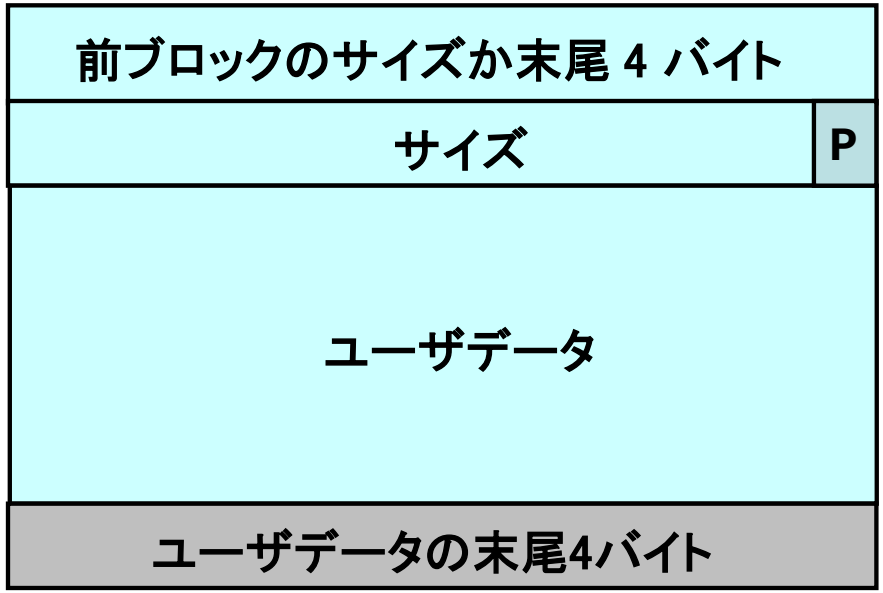
Doug Lea (the State University of New York at Oswegoの教授)

ftp://g.oswego.edu/pub/misc/malloc.c

GNU C Library と Linux の多くのバージョンでは、メモリマネージャとして Doug Lea の malloc(dlmalloc)を採用している。

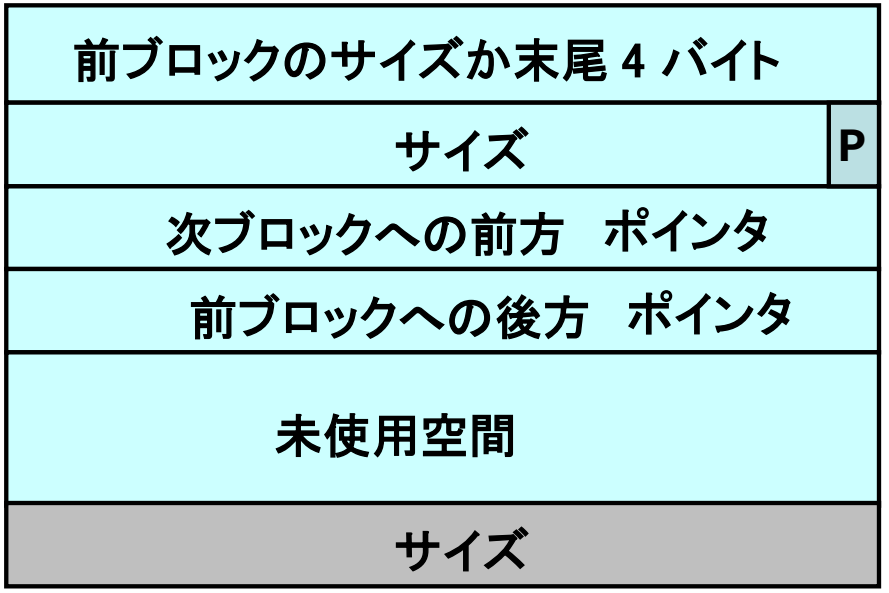
注）以下のdlmallocの説明では、古いバージョンに基づいています。

dlmalloc によるメモリ管理 1



割り当て済みブロック

前ブロックが割り当て済みの場合、先頭 4 バイトには、前ブロックのユーザデータの末尾 4 バイトが入っている。



フリーブロック

前ブロックがフリーブロックの場合、先頭 4 バイトには前ブロックのサイズが入っている。

P: PREV_INUSEビット

dlmalloc によるメモリ管理 2 (フリーブロック)

フリーブロックは、双方向リンクリストで管理。

自身が所属するリストの次のブロックへの前方ポインタおよび 前のブロックへの後方ポインタを持つ。

これらのポインタは、メモリブロック中8バイトを占める。

ブロックサイズは、フリーブロックの最後の4バイトにも記録される。これを活用して隣接するフリーブロックを結合し、メモリの断片化を避ける。

dlmalloc によるメモリ管理 3 (PREV_INUSEビット)

PREV_INUSEビットは直前のメモリブロックが割り当て済みかどうかを示す。

- PREV_INUSE ビットは、メモリブロックサイズの最下位ビットに格納される。(ブロックのサイズは常に2の倍数、すなわち偶数であり、最下位ビットは使用されていない。)
- 0だと前ブロックはフリー、1だと割り当て済み。
- PREV_INUSE ビットが0のとき、このブロックサイズの直前4バイトには前ブロックのサイズが入っており、それを使って前メモリブロックの先頭の位置を求めることができる。

dlmalloc によるメモリ管理 4(フリーブロックリスト)

JPCERT CC®

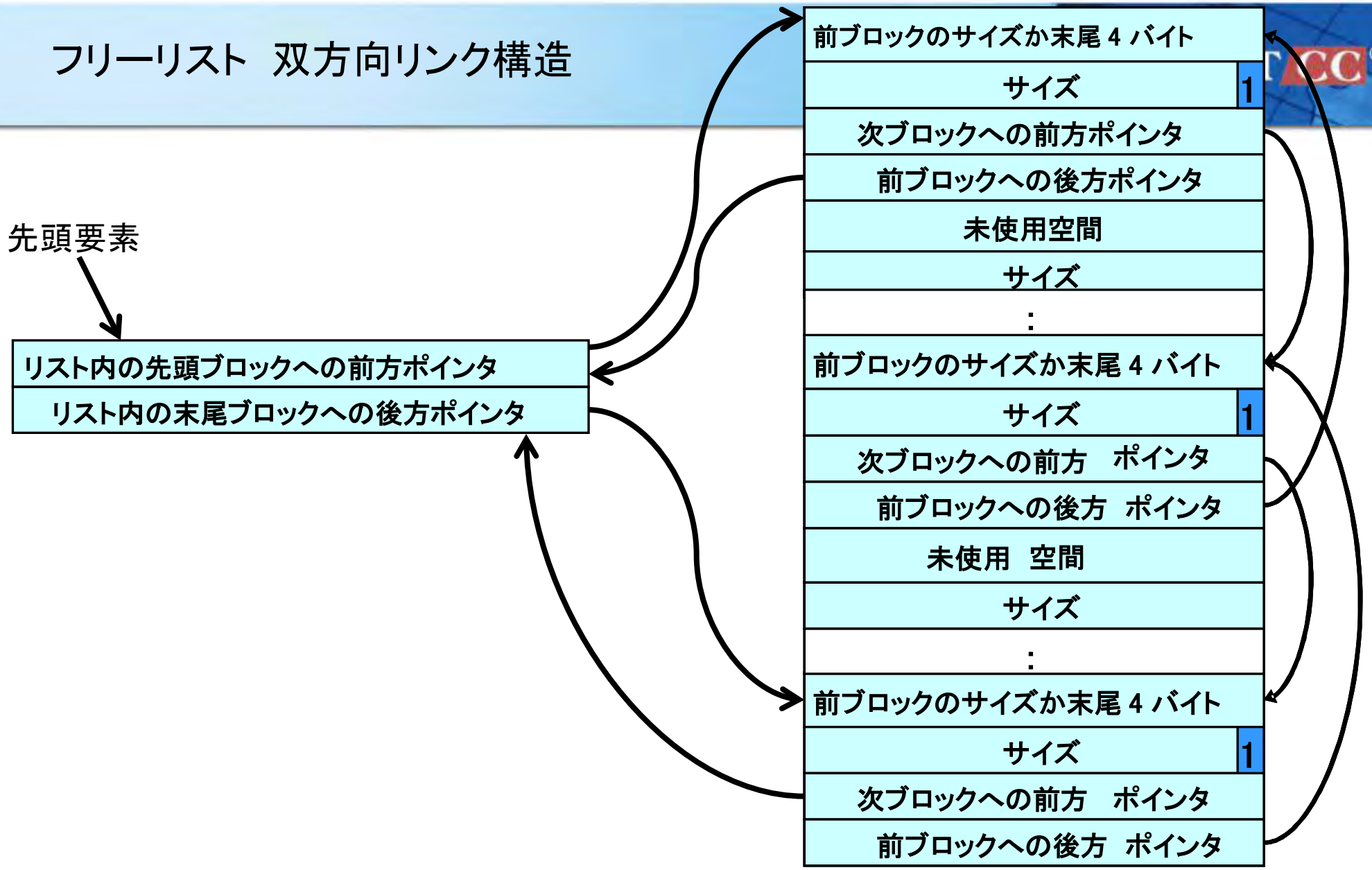
フリーブロックは循環型の双方向リンクリストで管理される。このリストのことを bin と呼ぶ。

各双方向リンクリストには先頭があり、リストの最初と最後のブロックへの前方および後方ポインタが格納されている。

リストの最後のブロックの前方ポインタと、リストの最初のブロックの後方ポインタは、共にこの先頭を指している。

リンクリストが空の場合、先頭に格納されている各ポインタは、先頭自身を指す。

フリーリスト　双方向リンク構造



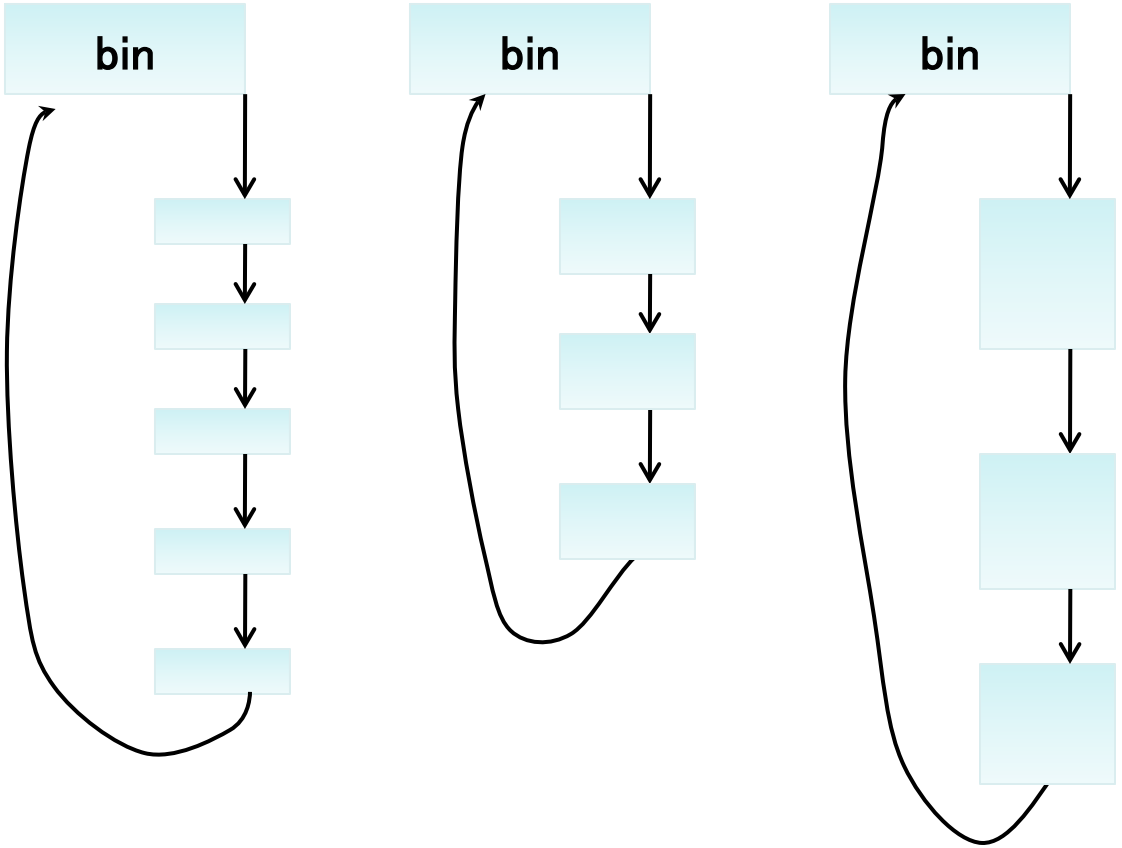
dlmalloc によるメモリ管理 5 (bin)

各 bin は、特定のサイズのメモリブロックを管理しており、求めるサイズのブロックをすばやく探せるようになっている。

- 小さいサイズ向けbin: 1種類のサイズのブロックを管理
- 大きいサイズ向けbin: 複数サイズのブロックを大きさの降順で並べて管理

解放されて間もないメモリブロックを管理し、キャッシュに似た動作をする bin もある。この bin で管理しているメモリブロックは、通常の bin に移動される前に一度だけ再割り当てされる機会が与えられる。

複数のbin



dlmalloc によるメモリ管理 6(フリーブロックの結合)

ブロックを free() で解放するとき、可能であれば隣り合うフリーブロックと結合させる(断片化防止)。

解放するブロックの直前または直後に位置するブロックがフリーであれば、そのフリーブロックは双方向リンクリストから外され、解放しようとしているブロックと結合。

結合されたブロックは、適切な bin に配置。

もくじ

ヒープバッファオーバーフロー

バッファオーバーフローを引き起こすことによって、メモリマネージャが使用するデータ構造を破壊し、任意のコードを実行することが可能。

ここでは、unlink技法と呼ばれる攻撃手法を紹介する。

unlink技法1

JPCERT CC®

Solar Designer によって最初に考案された攻撃手法。

Netscape ブラウザ、traceroute、dlmalloc を使用する slocate などの攻撃に使われた。

バッファオーバーフローによってブロックの境界タグを操作し、unlinkマクロをだまして任意の場所へ4バイトのデータを書き込ませる手法。

http://www.openwall.com/advisories/OW-002-netscape-jpeg/

Pwnie Award: Lifetime Achievement Award

http://pwnie-awards.org/2009/awards.html#lifetime

unlink技法2

「任意の場所」

→「ライブラリ関数のエントリポイント」を書き換える。

1．プログラムはリンクされているライブラリ関数への飛び先アドレスをテーブルで持っている
2．攻撃に利用したいライブラリ関数のエントリポイントを調べる
3．飛び先アドレスをシェルコードのアドレスに書き換える
4．ライブラリ関数が呼び出されたときにシェルコードが実行される

unlink マクロとは?

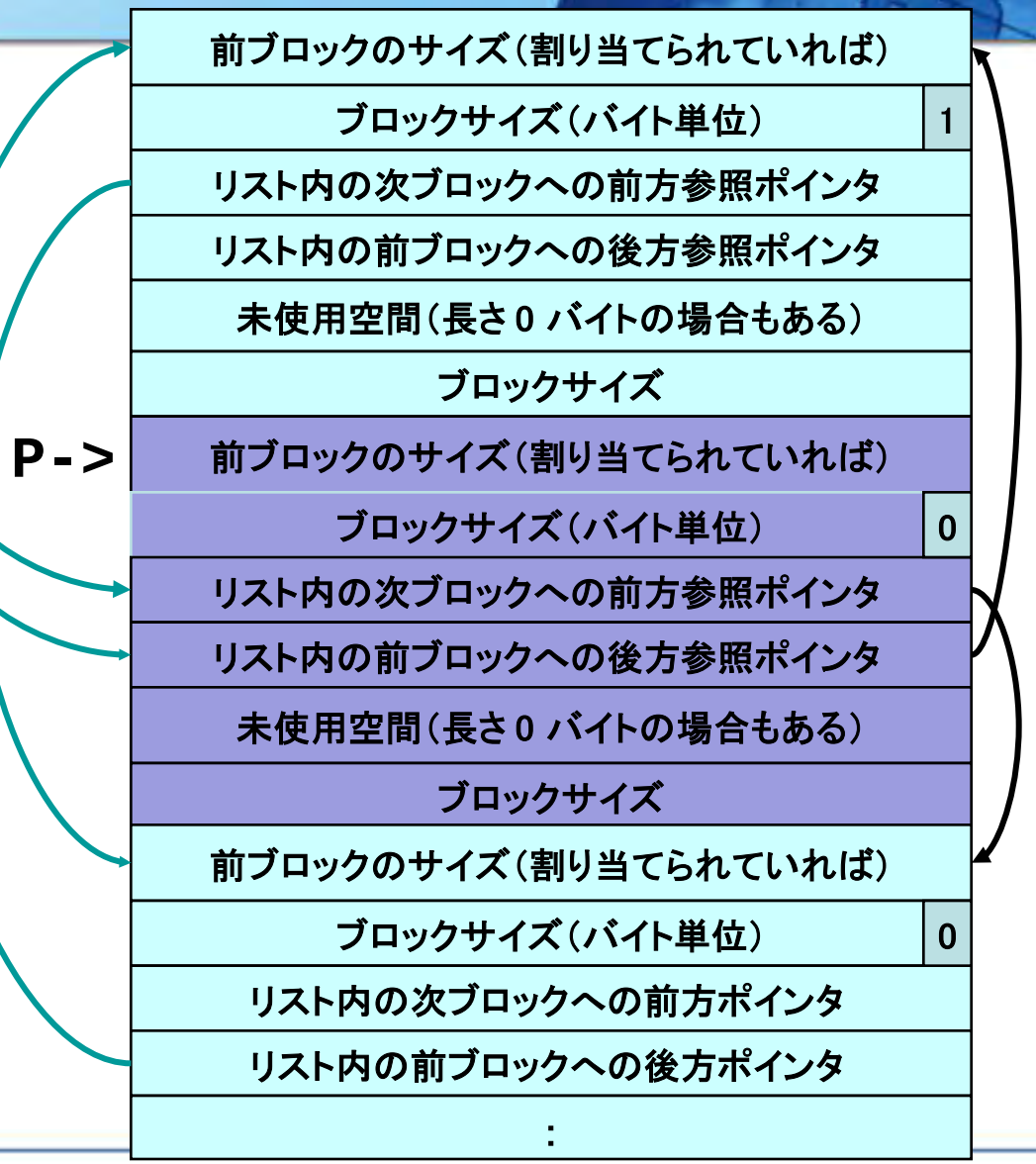
malloc()呼び出しに応じて提供するブロックを
フリーブロックリストから削除する操作

```
/* bin リストからブロックを削除する */
#define unlink(P, BK, FD) { ¥
FD = P->fd; ¥
BK = P->bk; ¥
FD->bk = BK; ¥
BK->fd = FD; ¥
}
```

unlinkの例

```
BK->fd = FD;
FD = P->fd;
BK = P->bk;

FD->bk = BK;
```



脆弱なコード

```
int main(int argc, char *argv[]) {
  char *first, *second, *third;
  first = malloc(666);
  second = malloc(12);
  third = malloc(12);
  strcpy(first, argv[1]);
  free(first);
  free(second);
  free(third);
  return(0);
}
```

strcpy() は無制限にコピーを行うため、バッファオーバーフローを引き起こす。

free() で first の割り当てを解除する。

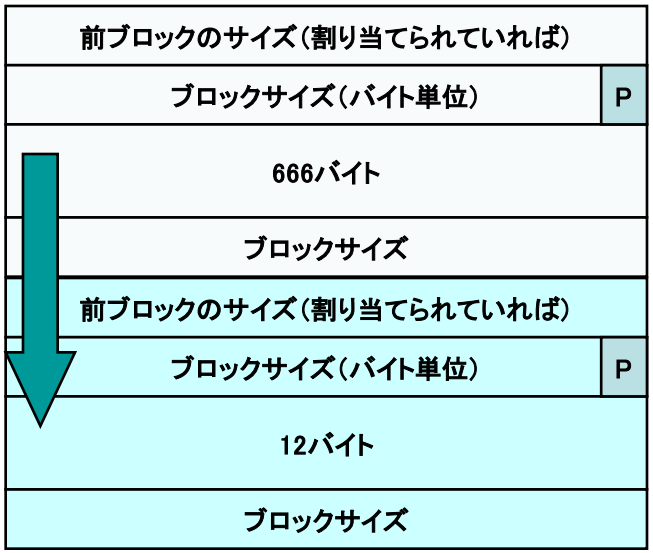
second の割り当てが解除されていれば、free() はそれを first と結合しようとする。

second の割り当てが解除されているかどうか判断するために、free() は **third** の PREV_INUSE ビットを調べる。

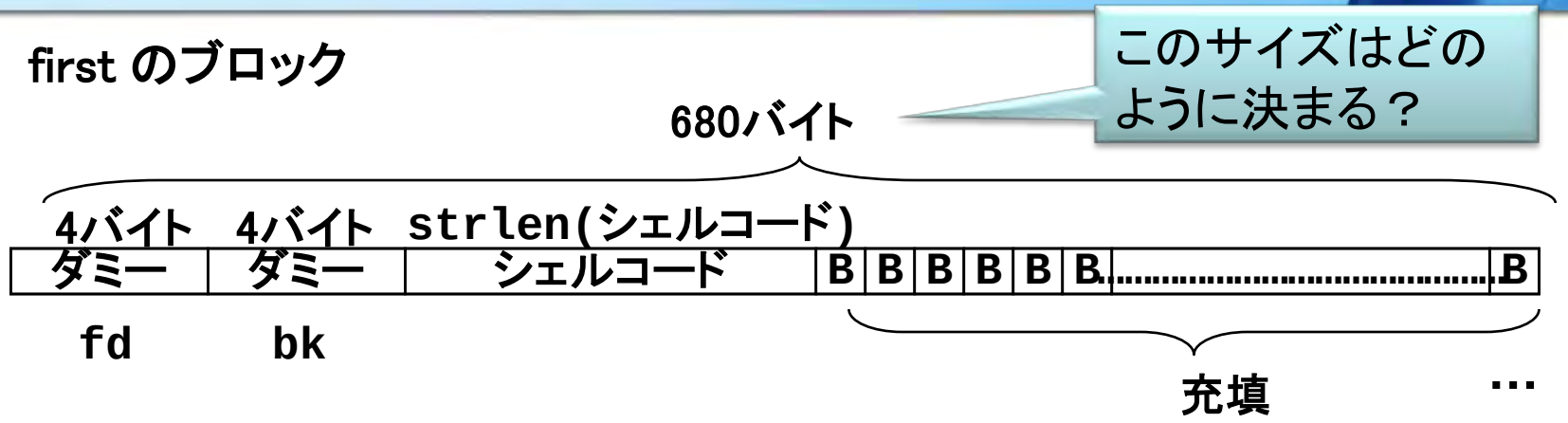
攻撃の方法

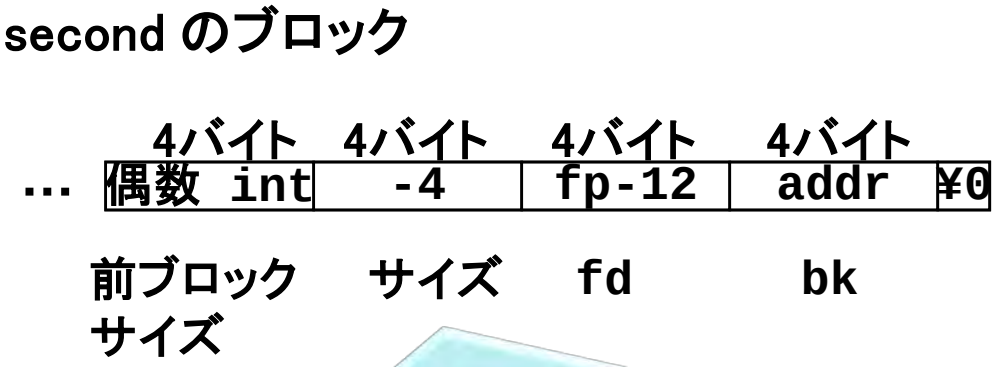
バッファはヒープに割り当てられているため、スタック上の戻りアドレスを上書きする手法は使えない。

`second` のメモリブロックに対応する境界タグは、`first` のブロックの末尾の直後にあるため、攻撃者はその境界タグを上書きすることができる。



悪意のある引数 (argv[1])





引数は、second のブロックの前ブロックサイズのフィールド、ブロックサイズ、および前方と後方ポインタを上書きする。それによって、free() 関数の挙動を変える。

ブロックサイズの計算1

ユーザが(malloc() または realloc() などを使用して)req バイト分の動的メモリを要求した場合、dlmalloc は request2size() を呼び出して、req を使用可能なサイズ nb (管理情報を含む、割り当てられるブロックの実効サイズ)に変換する。

単純に割り当てるブロックの先頭に格納されるprev_size と size フィールドの分としてreq に 8 バイトを加えると考えると、request2size() マクロは以下の定義になる:

```
#define request2size(req,nb)(nb=req+2*SIZE_SZ)
```

ブロックサイズの計算2

この定義では、隣接する次ブロックの prev_size フィールドをユーザデータに使うことを考慮していない。

そこで、前の定義から4バイト(この後続の prev_size フィールドのサイズ分)差し引いた形にすると:

```
#define request2size(req,nb)(nb=req+SIZE_SZ)
```

ブロックのサイズは常に8バイトの倍数としなければならないため、この定義もまだ不十分。

req+SIZE_SZ に等しいかそれ以上で、8バイトの倍数となる値を返せばよい。

ブロックサイズの計算3

実際のマクロには、MINSIZE のテストと、整数オーバーフローの検出が追加されている。

```
#define request2size(req, nb) ¥
 ((nb = (req) + (SIZE_SZ + MALLOC_ALIGN_MASK)),¥
 ((long)nb <= 0 || nb < (INTERNAL_SIZE_T) (req) ¥
 ? (__set_errno (ENOMEM), 1) ¥
 : ((nb < (MINSIZE + MALLOC_ALIGN_MASK) ¥
 ? (nb=MINSIZE):(nb &= ~MALLOC_ALIGN_MASK)), 0)))
```

first ブロックのサイズ

first ブロックでユーザのために予約されているメモリ領域のサイズは request2size(666) ＝672（8 バイトの倍数）

次ブロックの prev_size フィールドに対応する4バイトは ユーザデータを保持するために使うことができる。

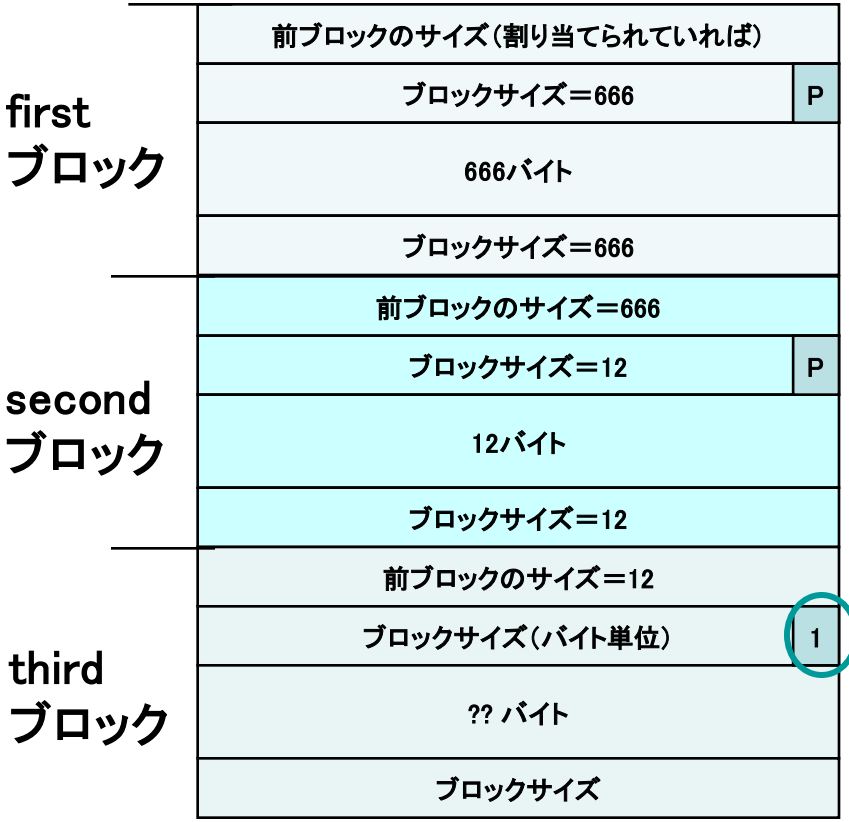
また、境界タグのために 3 * 4 バイトを加算する必要がある。

- (672 – 4) + 3 * 4 = 668 + 3 * 4 = 680 バイト

つまり、脆弱なプログラムに渡された第1引数のサイズが 680バイトを超えると、second ブロックの size、fd、および bk の各フィールドを上書きされる恐れがある。

dlmalloc をだます 1

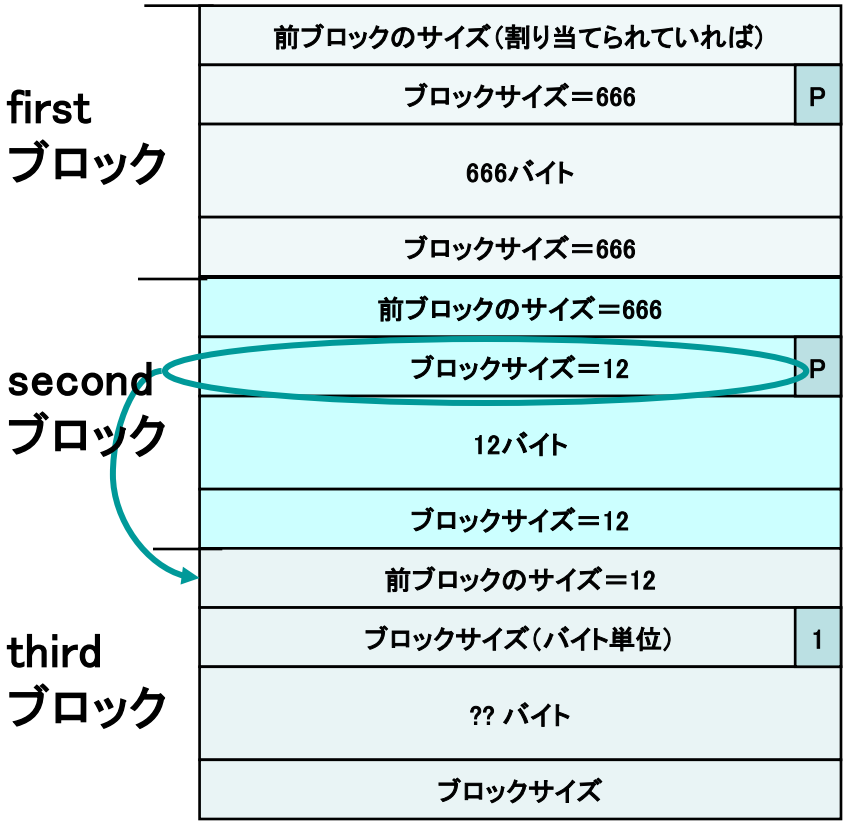
first ブロックが解放されるとき、上書きされたデータにだまされて second のブロックが unlink() によって処理される。



second のブロックは、隣接する third ブロックの PREV_INUSE ビットがクリアされていれば、解放される。

しかし、secondのブロックが割り当てられているため、Pビットはセットされている。

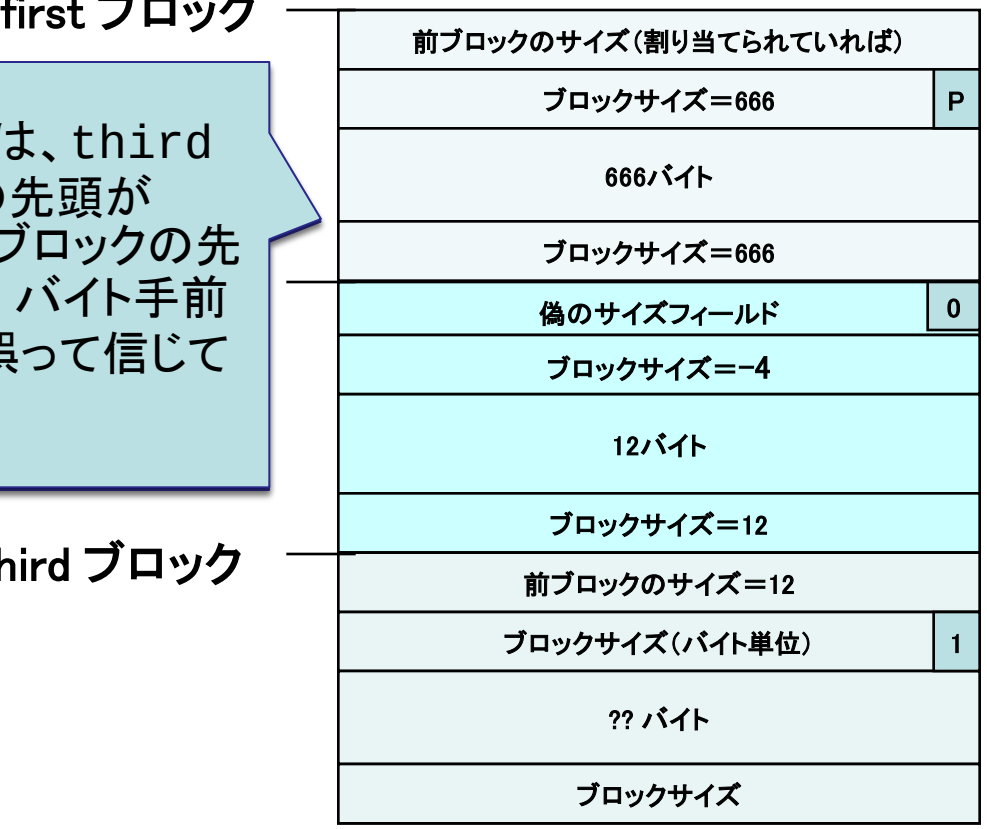
dlmalloc をだます 2



dlmalloc は、size フィールドを使用して、隣接する次ブロックのアドレスを算出する。

攻撃者は、second ブロックの size フィールドを上書きし、偽の PREV_INUSE ビットを読み取るように dlmalloc をだます。

dlmalloc をだます 3



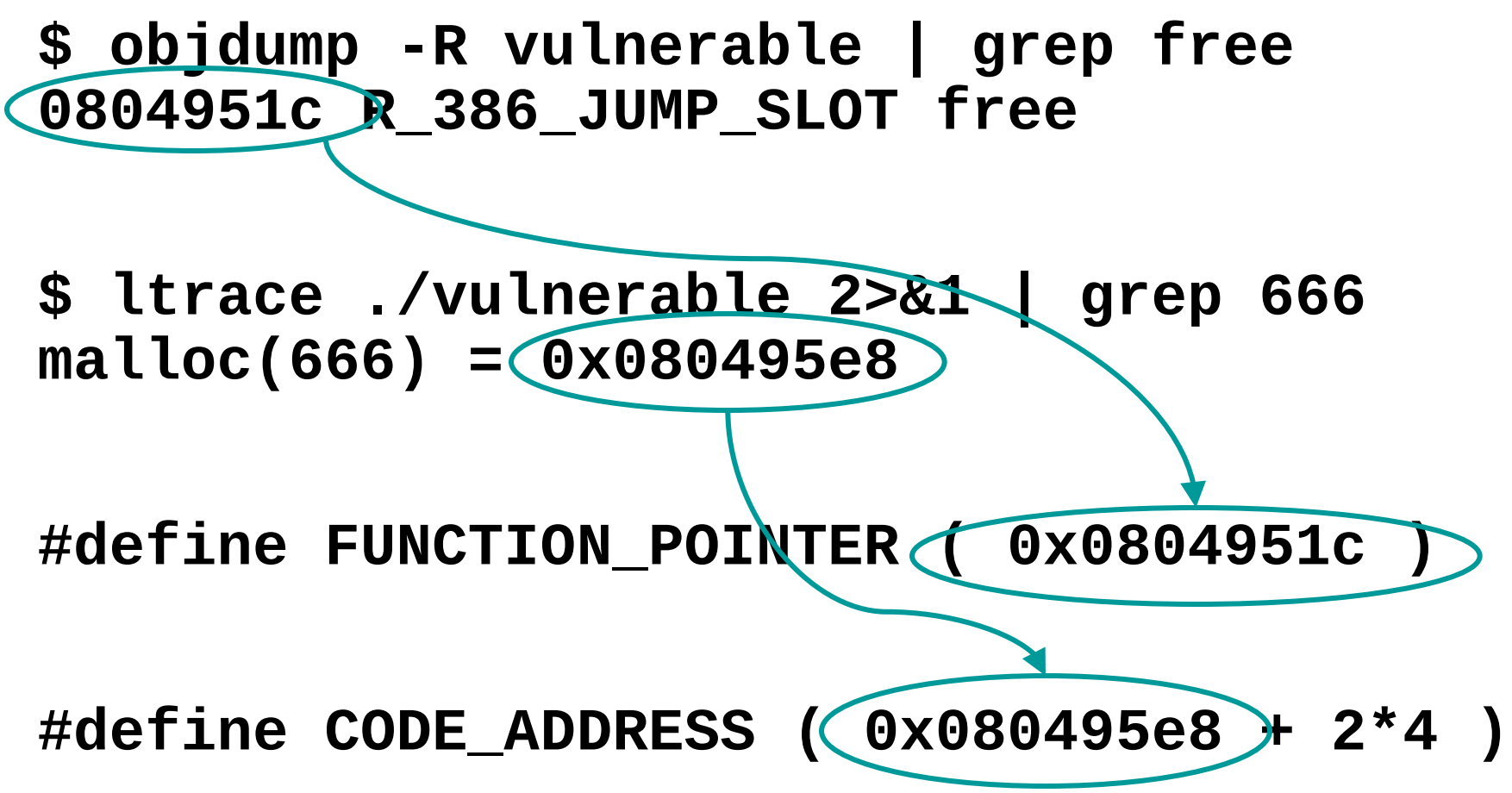
malloc は、third ブロックの先頭が second ブロックの先頭より 4 バイト手前にあると誤って信じてしまう。

攻撃者が PREV_INUSE ビットをクリアする

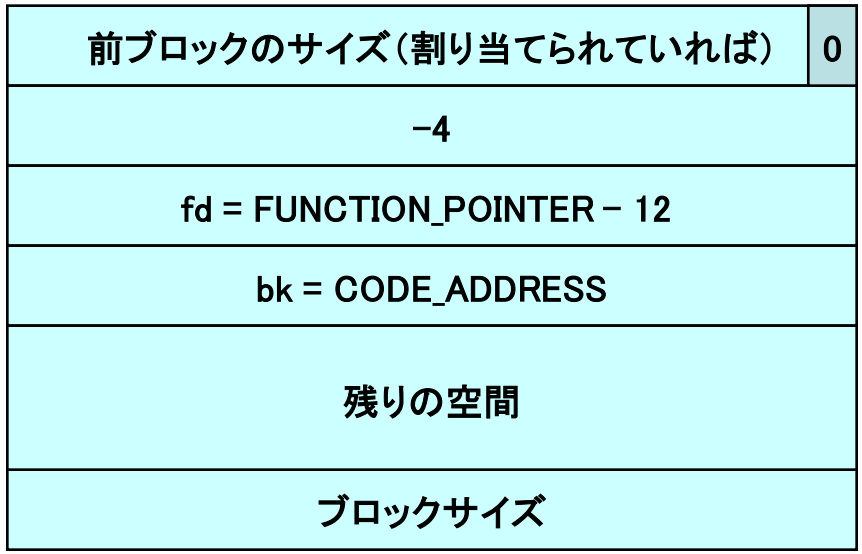
second ブロックのサイズフィールド値を -4 に上書きする。free() は third ブロックの位置を決定するために second ブロックの開始アドレスにサイズフィールドの値を加算しようとして、実際には 4 を引いてしまう。

PREV_INUSE ビットがクリアされているとみせかけ、dlmalloc をだまして second のメモリブロックが割り当てられていないと信じさせる。その結果、free() は unlink() マクロを呼び出して2つのメモリブロックを結合しようとする。

定数



unlink() マクロの実行



12 は、境界タグにおける bk フィールドのオフセット

```
FD = P->fd
   = FUNCTION_POINTER - 12
BK = P->bk = CODE_ADDRESS
```

FD->bk = BK は、シェルコードのアドレスで free() の関数ポインタを上書きする

この例では、second ブロックを解放するための呼び出しによってシェルコードが実行される。

unlink技法のまとめ1

攻撃者が与える 4 バイトのデータを、同じく攻撃者が与える 4 バイトの
アドレスに書き込むためにunlink()マクロが悪用される。

攻撃者がいったん任意のアドレスへ 4 バイトのデータを書くことができると、
脆弱なプログラムの権限で任意のコードを実行するのは比較的簡単である。

unlink技法のまとめ2

ヒープ中でバッファオーバーフロー攻撃を行うことは、とりわけ難しいことではない。

unlink操作が、脆弱性の「バックエンド」となる。フロントエンドは一般にバッファオーバーフローである。

dlmalloc の設計（そして、このような設計の多くが基にしている Knuth の アルゴリズム）は、セキュリティの観点から見ると不完全である。

バッファオーバーフローを起こさないことが重要！

もくじ

JPCERT CC®

1. 動的メモリ管理の概要
2. 動的メモリ管理にまつわるコーディングエラーとセキュアコーディング
3. 脅威を緩和する方法
4. dlmalloc と脆弱性
   - dlmalloc
   - ヒープバッファオーバーフロー
   - 二重解放 (double free)
5. まとめ

二重解放の脆弱性

この脆弱性は、同じメモリブロックを、続けて2回解放してしまった時に発生する。

二重解放の脆弱性を悪用して任意のコードを実行させるには、次の二つの条件が必要

- 解放されるブロックがメモリ内で孤立していること
- メモリブロックが置かれる `bin` が空であること

二重解放攻撃が成功するコード例

```
/* 攻撃コード */
static char *GOT_LOCATION = (char *)0x0804c98c;
static char shellcode[] = “¥xeb¥x0cjump12chars_”
                          "¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90";
char *first, *second, *third, *fourth;
char *fifth, *sixth, *seventh;
char *shellcode_loc = malloc(sizeof(shellcode));
strcpy(shellcode_loc, shellcode);
first = malloc(256);
second = malloc(256);
third = malloc(256);
fourth = malloc(256);
free(first);
free(third);
fifth = malloc(128);
free(first);
sixth = malloc(256);
*((char **)(sixth+0)) = GOT_LOCATION - 12;
*((char **)(sixth+4)) = shellcode_loc;
seventh = malloc(256);
strcpy(fifth, "stuff");
```

二重解放攻撃

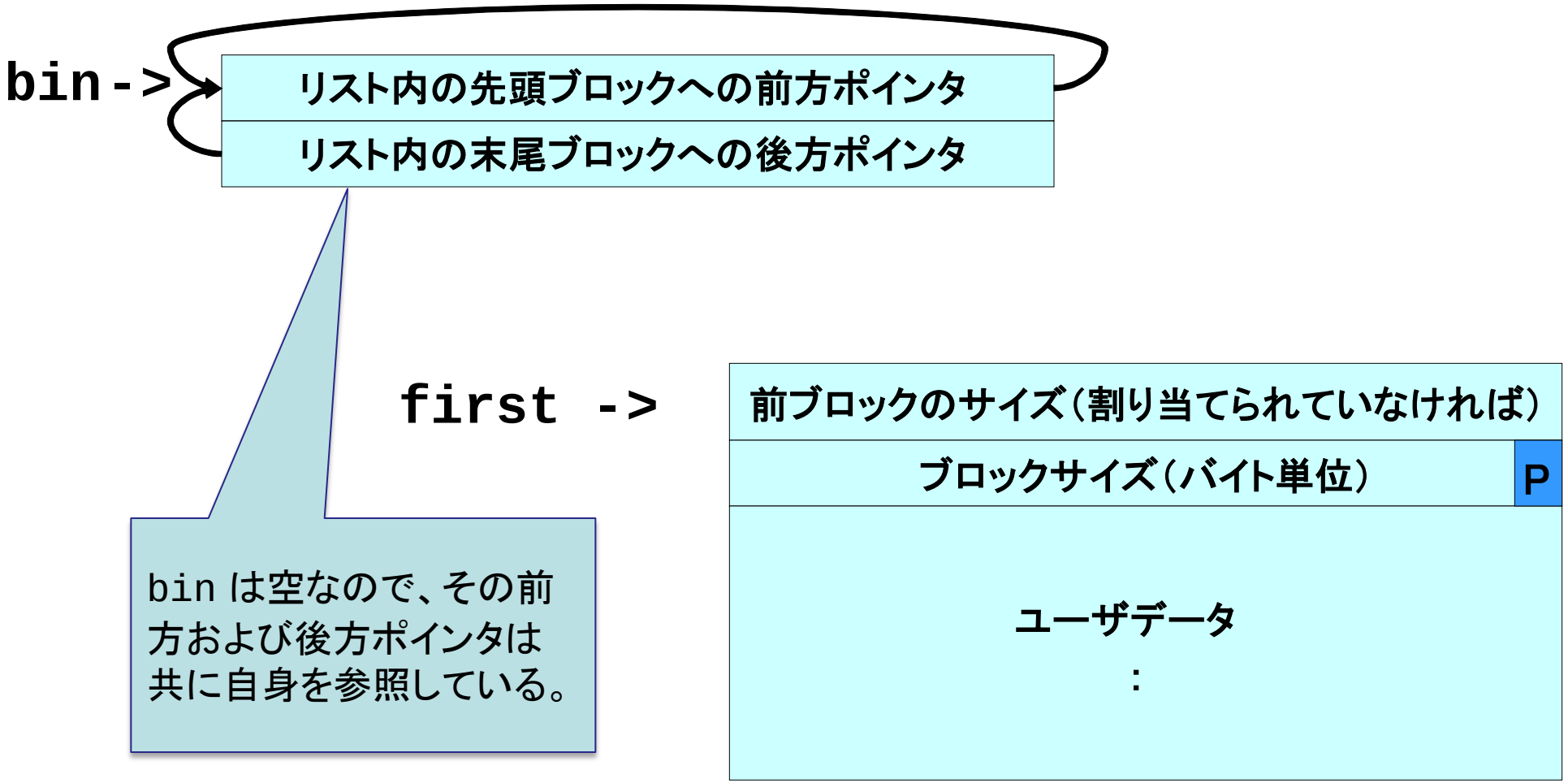
```
/* 攻撃コード */
static char *GOT_LOCATION = (char *)0x0804c98c;
static char shellcode[] =
  "¥xeb¥x0cjump12chars_"
  "¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90";

char *first, *second, *third, *fourth;
char *fifth, *sixth, *seventh;
char *shellcode_loc = malloc(sizeof(shellcode));
strcpy(shellcode_loc, shellcode);
first = malloc(256);
```

strcpy()
関数のアドレス

この攻撃の標的はfirstブロック

空の bin と割り当てられるブロック



二重解放攻撃 1

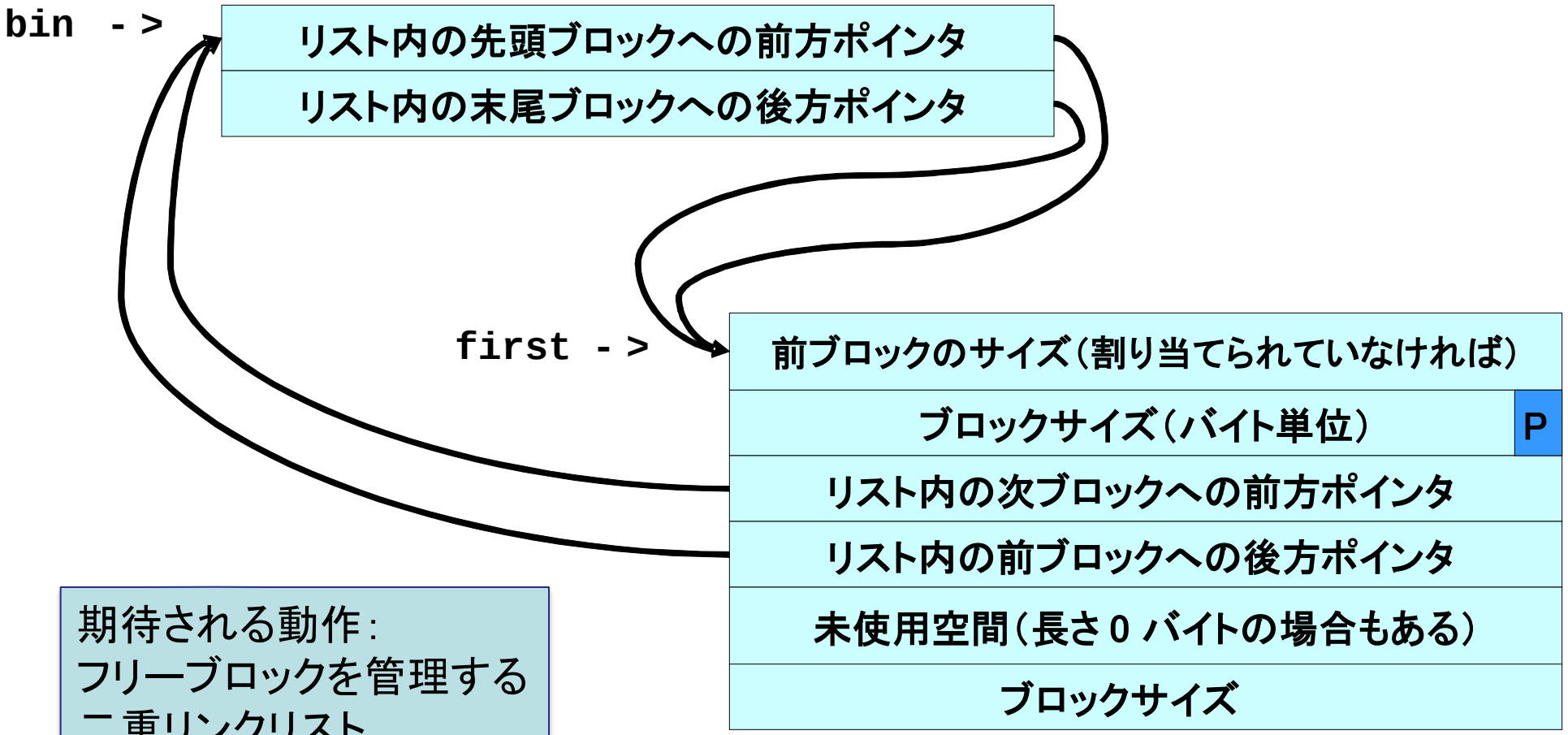
```
/* 前のスライドの続き */
second = malloc(256);
third = malloc(256);
fourth = malloc(256);
free(first);
free(third);
fifth = malloc(128);
```

first は解放された時、キャッシュ用の bin に入れられる。

second と fourth ブロックを割り当てることにより、third ブロックは結合されない状態になる。

fifth ブロックを割り当てるが、そのメモリは third ブロックから分離されている。副作用として、first メモリブロックは通常の bin に移動する。

単独のフリーブロックを持つ bin



期待される動作：
フリーブロックを管理する
二重リンクリスト

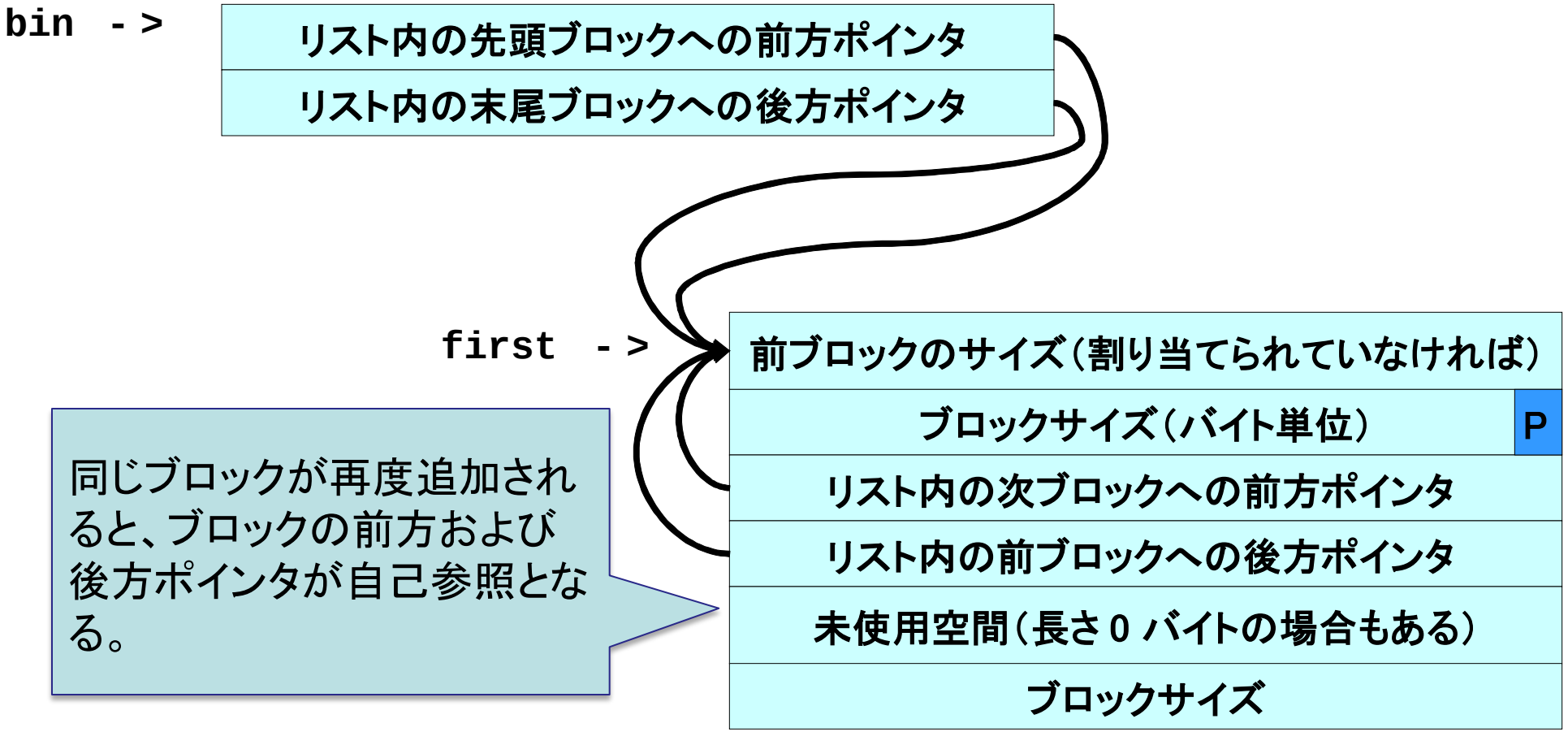
二重解放攻撃 2

```
/* 前のスライドの続き */

free(first);
```

メモリの準備は完了し、first ブロックの 2 度目の解放を実行すると、二重解放の脆弱性が引き起こされる。

free() の 2回目の呼び出し後の壊れたデータ構造



二重解放攻撃 3

sixth ブロックが割り当てられた時、malloc() は first と同じブロックを参照するポインタを返す。

```
/* 前のスライドの続き */
sixth = malloc(256);
*((char **)(sixth+0)) = GOT_LOCATION - 12;
*((char **)(sixth+4)) = shellcode_location;
```

strcpy() 関数に対応する GOT アドレス(12 を引いた値)と、シェルコードの場所を sixth ブロックにコピーする。

二重解放攻撃 4

同じブロックがseventh ブロックとして再び割り当てられている。

```
seventh = malloc(256);
strcpy(fifth, "stuff");
```

strcpy() が実行されると、制御はシェルコードへ移る。

seventh ブロックが割り当てられた時、フリーリストからブロックを外すために unlink() マクロが呼び出される。

unlink() マクロはシェルコードのアドレスをGOTの中のstrcpy() 関数のエントリアドレスへコピーする。

二重解放とシェルコード

シェルコードは最初の 12 バイトを飛び越す。これはメモリの一部が unlink() マクロによって上書きされるから。

```
static char shellcode[] =
  "¥xeb¥x0cjump12chars_"
  "¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90¥x90";
```

もくじ

JPCERT CC®

1. 動的メモリ管理の概要
2. 動的メモリ管理にまつわるコーディングエラーとセキュアコーディング
3. 脅威を緩和する方法
4. dlmalloc とセキュリティ
   - Doug Lea メモリアロケータ
   - ヒープバッファオーバーフロー
   - 二重解放 (double free)
5. まとめ

まとめ

C/C++ 言語による動的メモリ管理には、

不具合やセキュリティ上の欠陥が入り込みやすい。

安全なコードにする努力が重要：

- 一定のコーディングスタイル
- 実装依存な挙動を避ける

など。

分析ツールの使用も有効。