Erick Gallesio, Stéphane Lavirotte, Jean-Paul Rigault, Hélène Collavizza
Frédéric Rallo
Polytech'Nice – Sophia
SI3
2021-2022

TD n°8
Gestion Mémoire

1 Objectif

Le but de cet exercice est de réaliser un allocateur dynamique de mémoire, c'est-à-dire un substitut aux fonctions `malloc` et `free` de C.

Les allocateurs de mémoire généraux sont parmi les programmes système les plus délicats à réaliser et à tester, mais aussi ceux qui peuvent avoir une influence considérable sur les performances en temps et en mémoire. Nous ne prétendons pas réaliser ici un allocateur très sophistiqué, seulement donner une idée des problèmes.

Cet exercice est aussi l'occasion de manipuler à un niveau fin les pointeurs de C, en mettant vraiment les mains dans le cambouis, comme on a souvent à le faire en programmation système. L'exercice n'est pas facile, même si le code est court. Lisez bien les spécifications et les remarques qui suivent. Certains choix de conception ne deviendront clairs qu'après avoir complètement codé une solution.

Comme d'habitude, pour vous éviter de perdre trop de temps pour la mise en route, vous devrez récupérer l'archive contenant des pièces du puzzle :

https://lms.univ-cotedazur.fr/mod/resource/view.php?id=177645

Commencez par lire entièrement le sujet avant de vous lancer à programmer quoi que ce soit ! Vous avez 8 pages à lire et à comprendre avant de vous lancer. Posez des questions pour être sûr d'avoir compris l'intégralité avant de coder !

2 Présentation du problème

2.1 Les fonctions `malloc` et `free` d'ANSI C

En C, la fonction `malloc` permet au programmeur d'allouer dynamiquement de la mémoire, et la fonction `free` lui permet de rendre cette mémoire afin de la recycler pour l'utiliser dans un éventuel `malloc` suivant.

Voici un exemple d'utilisation :

```
struct Data { // Une structure de données
    char nom[100];
    int age;
};
...
// On alloue dynamiquement un objet de ce type
// La fonction malloc retourne un pointeur sur la zone allouée
struct Data *pdata = malloc(sizeof(struct Data));
// On peut maintenant utiliser librement cet objet
pdata->age = 12;
strcpy(pdata->nom, "Peter Pan");
...
// Et quand on n'en a plus besoin le liberer
free(pdata);
// Attention : ici le pointeur pdata n'est plus valide !
```

Question 1: Quelle sera a priori la taille en octets demandée par l'appel à la fonction `malloc` ?

Cependant, la plupart des systèmes d'exploitation ne réalisent pas de manière primitive cette gestion du recyclage. Les fonctions `malloc` et `free` ne sont donc pas, en général, des appels systèmes mais des fonctions de bibliothèque (de la bibliothèque C par exemple).

TD n°8
Gestion Mémoire

On peut d'ailleurs se demander pourquoi des fonctions aussi importantes ne sont pas directement réalisées par le noyau. La raison en est très simple : il est très difficile d'écrire un allocateur général de mémoire dynamique, qui doit être à l'aise aussi bien pour allouer un grand nombre de petits objets qu'un grand nombre de très grands ou encore un mélange des deux. Des compromis de conception sont indispensables et les mauvais choix peuvent entraîner des pertes de performances parfois considérables. Donc il est préférable de ne pas figer les algorithmes de gestion mémoire dans le noyau. En les réalisant sous forme de fonctions de bibliothèque, on peut les changer et les remplacer facilement pour, par exemple, les adapter à un schéma d'utilisation mémoire particulier, pour lequel on peut imaginer des algorithmes plus efficaces que les compromis généraux.

2.2 La fonction UNIX `sbrk`

Si le système d'exploitation ne réalise pas lui-même la gestion du recyclage, il doit cependant collaborer un peu pour permettre la réalisation de la fonction `malloc`. Le minimum qu'il ait à faire est de permettre d'augmenter l'espace mémoire d'un programme. Sous UNIX (et donc GNU/Linux), ceci est réalisable par l'appel-système `sbrk`[1] (`man sbrk`, donc...).

Cette primitive s'utilise très simplement : il suffit de faire :

```
void *pnew = sbrk(incr);
```

où `incr` est un entier non signé, pour que le segment de données du programme s'accroisse de (au moins) `incr` octets. La valeur de retour est un pointeur sur le début de la zone supplémentaire ainsi allouée. Notez bien que cette zone n'a absolument aucune structure ; c'est juste des octets à la suite les uns des autres, et c'est aux fonctions `malloc` et `free` qu'il appartiendra de la structurer.

Si le système ne peut plus allouer de mémoire supplémentaire, `sbrk` retourne `-1`, ce qui n'est pas une très bonne idée car `-1` n'est pas une valeur de pointeur (!) et cela rend le test un peu pénible :

```
if (pnew == ((void *) -1))
    fprintf(stderr, "Plus de memoire\n");
```

3 Choix d'une structure de données et algorithme simple (first-fit)

Nous allons donc réfléchir à la mise en place d'un algorithme de gestion de la mémoire lors des appels à `malloc` et `free`.

D'un point de vue du programme utilisateur, on fait donc des appels successifs à `malloc` et à `free` pour respectivement récupérer des zones mémoires ou les libérer. Vous noterez que d'un point de vue système, on ne connait pas à l'avance le nombre de `malloc` et de `free` que fera un programme. Le structure de données utilisée pour écrire le gestionnaire de mémoire doit donc répondre aux critères suivants :

- Permettre de désigner dans la(es) zone(s) mémoire(s) allouée(s) par `sbrk` celle(s) qui est(sont) utilisée(s) (i.e zones utiles au programme qui a fait `malloc`) ou qui est(sont) libre(s) (zones restées libres après un appel à `sbrk` suite à un `malloc` qui n'utilise pas toute la zone allouée, ou zones libérées par un appel à `free`) ;
- Permettre de connaître la taille des zones, qu'elles soient libres ou occupées ;
- Et bien sûr, être une structure de données dynamique, donc pas un tableau qui a une taille prédéfinie, mais une liste chaînée par exemple.

[1] Les fonctions `malloc` et `free` font partie de la norme ANSI C et donc de POSIX. Ce n'est pas le cas de `sbrk` qui est spécifique à UNIX : d'autres systèmes d'exploitation peuvent proposer un mécanisme fondamentalement différent pour obtenir de la mémoire du système.

Erick Gallesio, Stéphane Lavirotte, Jean-Paul Rigault, Hélène Collavizza
Frédéric Rallo
Polytech'Nice – Sophia
SI3
2021-2022

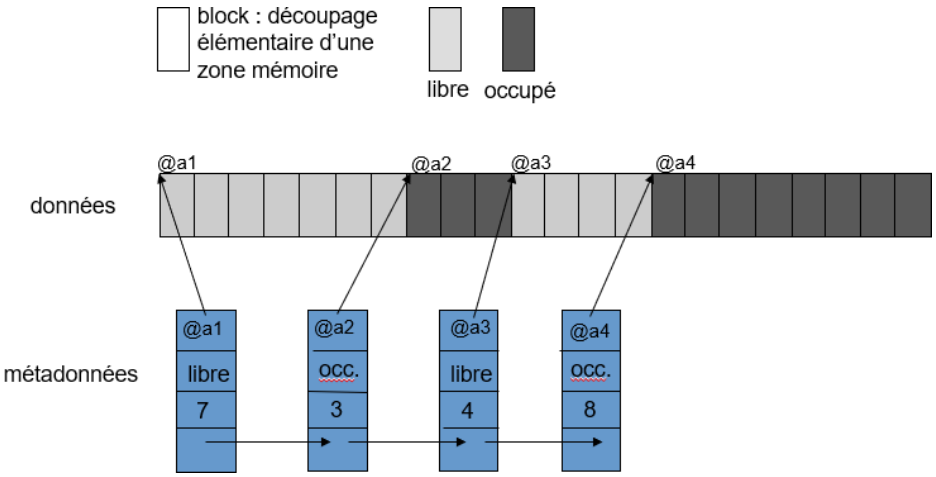
TD n°8
Gestion Mémoire

3.1 Une première solution naïve : données et métadonnées séparées

La première solution naïve consiste à penser que l'on va gérer de manière séparée :

- Les **données**, c'est-à-dire les zones mémoire libres ou occupées qui ont été attribuées avec les appels à `malloc`/`free` dans un programme.
- Les **métadonnées**, c'est-à-dire les informations sur les données : adresse (@) de la zone, si elle est libre ou occupée, et bien sûr la taille de la zone.

Voici un petit schéma pour tenter de comprendre la situation.



Les inconvénients de cette solution sont qu'elle n'est pas optimale d'une part et présente un paradoxe.

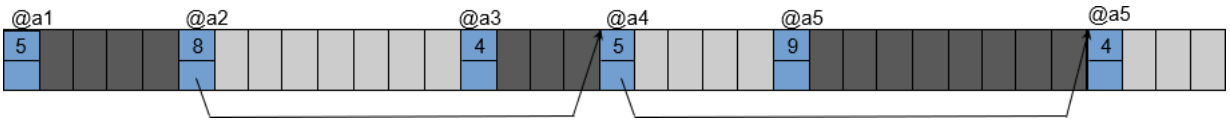
1. On gère les zones libres et les zones occupées alors qu'il suffit de gérer les zones libres. En effet, la zone occupée est utile au programme qui a fait `malloc`, et c'est la responsabilité du programme de bien gérer la libération de la zone allouée. Donc pour le gestionnaire de mémoire, l'information indispensable est l'adresse de la zone occupée qu'il faut libérer avec `free`. Mais ceci est donné en paramètre à `free`, donc inutile de connaître toutes les adresses des zones occupées, elles seront fournies par le programme utilisateur quand il fait un appel à `free`.
2. Les métadonnées sont dans une liste chaînée et il faut faire un `malloc` pour allouer de la mémoire pour cette liste et c'est en **CONTRADICTION** avec le fait qu'on est en train d'écrire `malloc` !

3.2 Une solution optimisée

Une solution plus propre est donc la suivante :

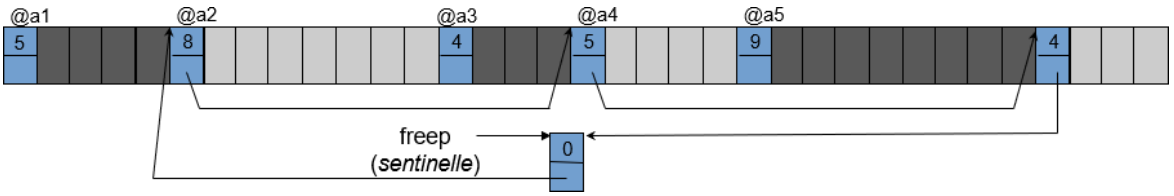
- Les données et les métadonnées sont dans la même zone mémoire (ce qui permet de résoudre le paradoxe précédent où l'on a besoin de la `malloc` pour créer la liste de gestion des métadonnées de `malloc`).
- Une métadonnée fait une taille de `1` bloc, on appelle ce bloc « header ».
- Il suffit de chainer les zones libres : le header contient alors l'adresse de la prochaine zone libre.
- Le header contient aussi la taille de la zone (libre ou occupée) que l'on compte en nombre de blocs, en tenant compte du header lui-même. Regardez sur l'exemple les zones et leur taille.

Le schéma suivant permet de résumer la situation.



Si on va un peu plus loin dans les explications et la gestion de la liste :

- La zone mémoire est découpée en blocs qui font la taille d'un header.
- Le header contient le nombre de blocs de la zone (y compris lui-même) et le pointeur vers le header de la prochaine zone **libre**).
- Les adresses mémoires sont par ordre croissant.
- On utilise une liste chaîné circulaire qui utilise une sentinelle ; ainsi la liste chainée commence sur la sentinelle et reboucle sur la sentinelle que l'on appelle `freep` (pour pointeur « `p` ») sur la zone « `free` »).



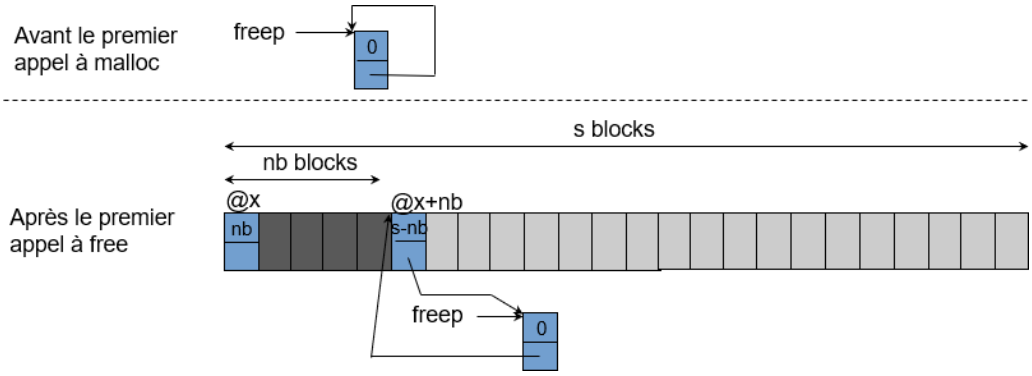
Le **parcours type** pour insérer ou supprimer un élément de cette structure de données (liste circulaire) est donné par l'algorithme suivant :

```
prevp = freep
P = freep
tant que l'on n'est pas à l'endroit voulu
 prevp = p
 p = next(p)
// après cette boucle, l'élément qui nous intéresse est entre prevp et p
// si p = freep, on est sur la sentinelle => on a fait un tour de liste, traitement
spécifique éventuel
```

3.3 Malloc : cas initial

Au démarrage, on dispose de la sentinelle qui pointe sur elle-même (cas d'une liste circulaire vide). On va faire un premier appel à `malloc`, la liste étant vide.

- On doit tout d'abord convertir la quantité demandée en octets (paramètre de `malloc`) en nombre de blocs de notre structure de données, en prenant compte le header qui contient les métadonnées.
- On appelle `sbrk` pour allouer une nouvelle zone de mémoire. Mais comme `sbrk` coûte cher en temps d'exécution (beaucoup de choses sont à faire par le système d'exploitation), on va allouer au minimum `s` blocs, même si on ne les utilise pas tous, pour ce `malloc`.
- Renvoie `@x+1`, le pointeur de début de zone utilisable (`+1` pour passer le header, le programme ayant fait le `malloc` ne doit pas écraser ce header qui sert à la gestion de la structure de données).



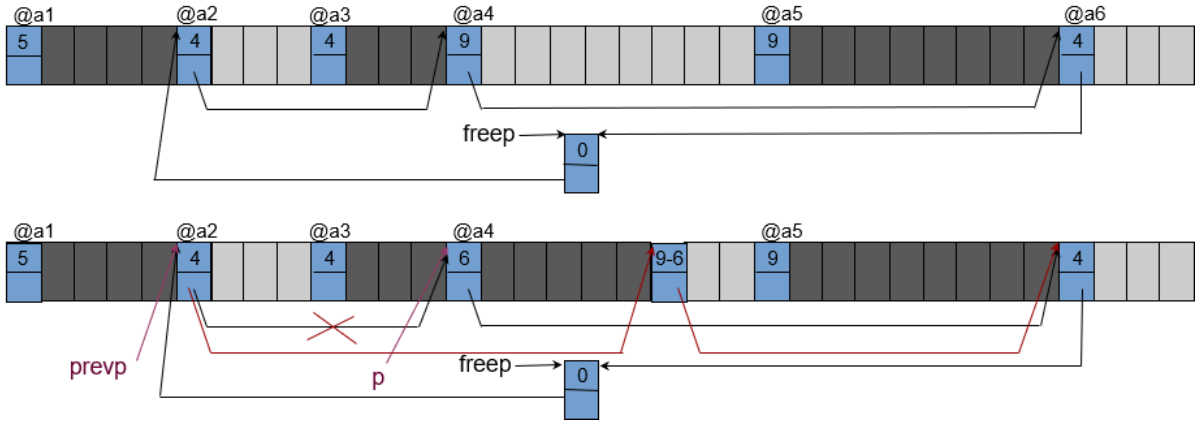
TD n°8
Gestion Mémoire

3.4 Malloc : cas générique

Voici les étapes pour le cas générique d'un `malloc` avec mise à jour de la liste des blocs libres et des métadonnées :

- On avance dans la liste avec `prevp` et `p` jusqu'à trouver un bloc tel que la taille de `p` est supérieur ou égale au nombre `nb` de bloc nécessaires pour le `malloc`.
- On met alors à jour `next(prevp)`, `next(p)` et `size(p)`.
- Enfin, on renvoie `p+1` : le `+1` est là pour se positionner juste après le header, le programme qui fait `malloc` ne doit pas écraser le header.

Exemple : malloc qui nécessite 6 blocks

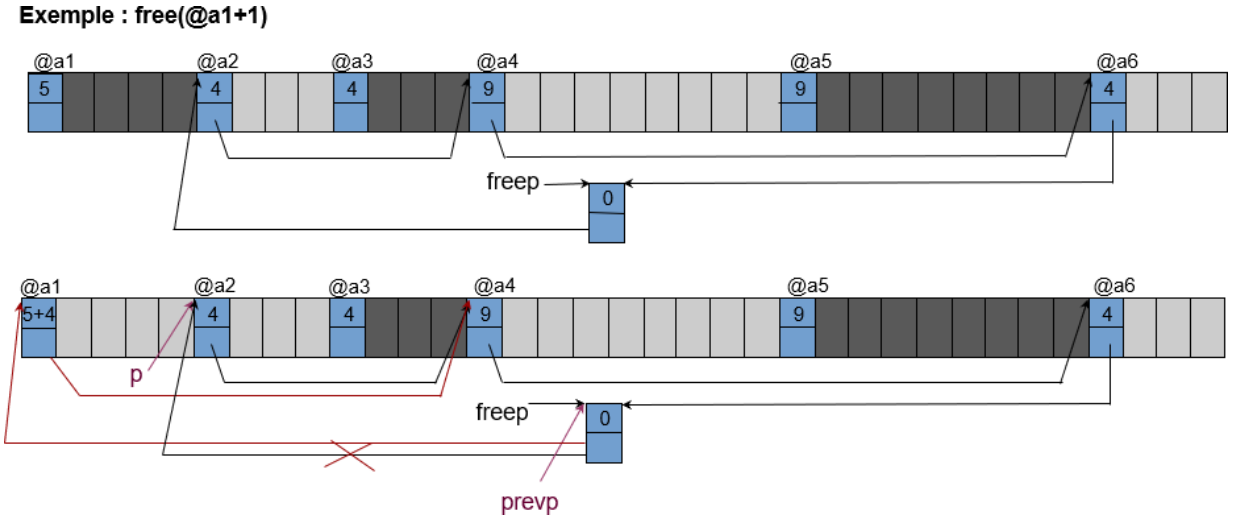


Quand vous coderez votre `malloc`, vous veillerez bien sûr à traiter les deux cas (cas initial et générique) le plus proprement possible (en évitant les répétitions de code).

3.5 Free : libérer une zone mémoire

Le programme utilisateur va faire appel à `free` avec une adresse `@x`. Le code de la fonction `free` devra alors :

- Considérer la mémoire à l'adresse `fp=@x-1` pour être sur le header de la zone qui a été allouée par le `malloc`.
- Quatre cas sont alors possibles (nota : ces 4 cas peuvent s'écrire simplement en regardant la zone adjacente à gauche puis à droite) ; soit la zone qu'on libère est adjacente :
  - à une zone libre à gauche,
  - à une zone libre à droite,
  - à un zone libre à gauche et à droite,
  - à une zone occupée à gauche et à droite.
- Principe :
  1. Se déplacer avec `prevp` et `p` en partant de `freep` jusqu'à ce que `p` soit plus grand que `fp`
  2. Selon le cas (coller à droite ou à gauche à, mettre à jour `size(fp)`, `next(fp)` ou `size(prevp)`, `next(prevp)` en utilisant les informations de `p`, `prevp` ou `fp`.

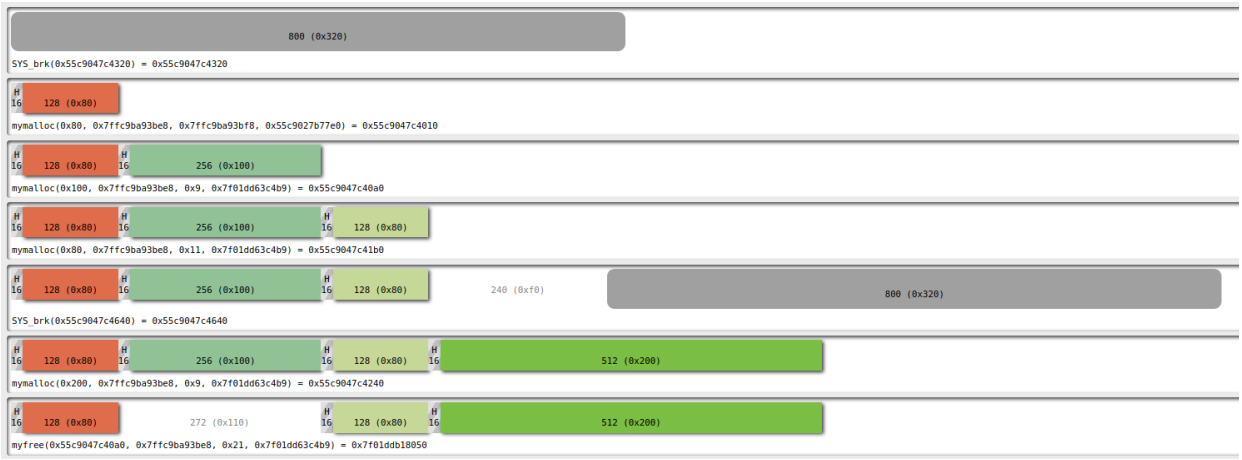


4 Expérimentations simplifiées

Même si nous avons bien détaillé l'ensemble des cas et des algorithmes de `malloc` et `free`, il n'en reste pas moins que vous allez devoir les coder… et les débuguer ! Alors encore un peu d'aide.

4.1 Visualisation de l'état du tas (heap)

Il est toujours difficile de se représenter l'état de la mémoire et en particulier de la mémoire allouée dynamiquement. Afin de vous faciliter la tâche, nous vous proposons d'utiliser un petit script Python[2] permettant de générer un historique de l'état du tas (*heap* en anglais), après l'appel de chaque instruction allouant ou récupérant de la mémoire).



Ce script a été modifié pour ajouter la possibilité de visualiser les opérations de type `sbrk` et de prendre en compte vos fonctions `mymalloc` et `myfree` (plus quelques autres petites améliorations).

Pour générer ce type de graphique, il faudra récupérer les différents appels aux fonctions `mymalloc` et `myfree` ainsi que l'appel système `sbrk`. Pour simplifier au maximum l'instrumentation du code, nous vous fournissons des fonctions qui génèrerons les informations nécessaires à la réalisation de ces traces (ce que pourrait générer `ltrace` que nous avons vu lors du premier TD).

[2] https://github.com/wapiflapi/villoc

La trace d'exécution de votre programme de test sera envoyée en tant qu'entrée du script Python générant une page html avec la frise chronologique de l'état du tas. Pour simplifier cet appel nous avons mis en place un petit script Shell qu'il suffit d'appeler de la manière suivante :

```
./villoc/to-html test-simple.exe
```

Celle aura pour résultat de générer un fichier `test-simple.html` pour visualiser le résultat de l'exécution de votre programme.

Pour vous faciliter cette visualisation, nous avons intégré la génération des fichiers html après avoir compilé les programmes de test (tout fichier `.c` qui est dans le dossier du `Makefile`). Donc il vous suffit de faire la commande suivante pour générer les exécutables et les fichiers html pour visualiser le résultat de votre implémentation de `malloc` et de `free` :

```
make
```

4.2 Visualisation et étude d'un cas simple

Pour vous aider à comprendre ce qui se passe en mémoire, nous allons commencer par utiliser un petit programme de test tout simple (`test-simple`) qui fait quelques `malloc` et `free` avec l'implémentation standard de la bibliothèque C et avec l'implémentation de l'algorithme décrit ci-dessus. Les fichiers html ont déjà été générés et vous sont fournis dans le dossier `HTML` (respectivement `test-simple-std-malloc.html` et `test-simple-my-malloc.html`).

4.2.1 Commençons par regarder le fichier `test-simple-my-malloc.html`.

On voit sur ce graphique que lors du premier appel à `malloc`, on a un appel à `sbrk` qui étend la zone mémoire du processus pour lui permettre de faire de l'allocation dynamique. On alloue successivement 3 fois à l'aide de `malloc`. A la quatrième fois, la zone mémoire rendue par `sbrk` n'est plus assez grande, donc l'appel à `malloc` relance un appel à `sbrk` pour réétendre à nouveau la zone et ainsi disposer d'espace suffisant pour allouer la zone souhaitée par le 4ème `malloc`. L'appel à `free` libérera la zone mémoire correspondante.

La suite de la trace montre que l'on fait une allocation d'un bloc avec un appel à `malloc` qui demande plus d'espace que ce qui est disponible dans la première zone libre. (`malloc(384)`). Les deux appels de `malloc` suivants vont utiliser la première zone mémoire disponible qui suffisamment grande.

Question 2: Si je fais un appel à `malloc` avec la valeur `80`, quelle zone mémoire sera utilisée ? Cela déclenchera-t-il un nouvel appel à `sbrk` ?

Question 3: Quelle est la plus grande valeur que je peux demander à `malloc` pour utiliser le premier trou dans la zone mémoire ?

4.2.2 Puis, regardez le fichier `test-simple-std-malloc.html`.

Vous pourrez constater que vous n'obtenez pas exactement le même résultat. En particulier, vous voyez que le `sbrk` qui est fait est bien plus conséquent que celui que nous vous proposons de faire en TD (dans le cas du TD, nous pouvons vérifier rapidement quand nous n'avons plus assez de mémoire pour une nouvelle allocation). Vous constaterez aussi que la réutilisation après une libération n'est pas identique à l'algorithme que nous avons décrit dans ce sujet. En effet, l'algorithme consistant à prendre la première place suffisamment grande est un peu trivial et ne présente pas de bonnes propriétés par rapport à d'autre algorithmes.

Vous pourrez mettre ce dernier point en évidence en regardant le fichier `test-std-malloc.html` et le comparer à `test-my-malloc.html`.

TD n°8
Gestion Mémoire

5 Un allocateur dynamique simple

Nous espérons que ces quelques explications et manipulations vous auront permis de mieux comprendre le fonctionnement que vous devrez mettre en place. Mais avant de vous lancer à coder une solution, voici quelques explications sur la structure de données à mettre en place et comment cela fonctionne (elle vous est fournie dans le code source squelette `mymalloc.c`).

5.1 Spécification de l'interface

Bien que nous ayons annoncé que c'était très difficile, nous allons réaliser une version simple de `malloc` et `free`. Évidemment notre version ne sera pas aussi évoluée ni aussi efficace que celles que l'on trouve dans les systèmes modernes. Mais elle sera complète et permettra de mettre en évidence les difficultés de la tâche. Pour exemple, dans la version `2.31` de la glibc de février 2020, le code source de `malloc.c` implémentant les fonction `malloc`, `free`, ..., le code source fait `179`Ko, avec beaucoup de commentaires certes, mais tout de même).

Pour ne pas les confondre avec les versions standard, nous nommerons nos fonctions `mymalloc` et `myfree`. Leurs prototypes seront analogues à ceux du standard :

```
void *mymalloc(size_t size);
void myfree(void *p);
```

La fonction `mymalloc` retourne un pointeur sur un bloc assez grand pour contenir un objet de taille `size` caractères (size est un entier long non signé). En cas d'échec, `mymalloc` retourne le pointeur `NULL`.

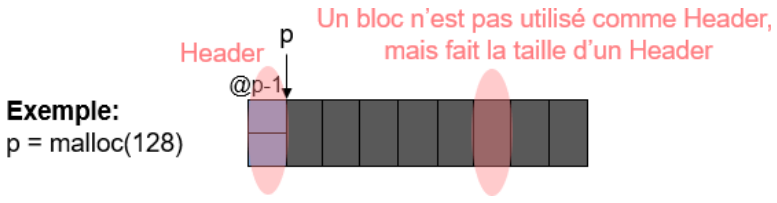
Quant à `myfree`, elle libère la zone pointée par `p` afin qu'elle soit réutilisable par un futur `mymalloc` dans le même programme ; après cet appel `p` est invalide (mais pas `NULL` ! en fait sa valeur n'est pas modifiée). Bien entendu, pour pouvoir appeler `myfree`, `p` doit avoir une valeur qui est le résultat d'un précédent `mymalloc`.

5.2 Mise en œuvre

Comme nous l'avons vu précédemment, un élément important est la liste chaînée permettant de gérer la structure de données des blocs libres. Nous présentons ici la définition d'un bloc et son utilisation pour la liste chainée.

5.2.1 Entête de bloc

Afin de gérer les blocs libres, les fonctions `malloc` et `free` ont besoin, pour chaque bloc, d'un pointeur de chaînage et d'un entier indiquant la taille utile du bloc. Par conséquent, chaque zone mémoire retournée à l'utilisateur sera précédée par un entête contenant ces informations :



Un entête de bloc pourra être représenté par le type suivant :

```
typedef struct header {   /* Header de bloc */
  size_t size;            /* Taille du bloc */
  struct header *ptr;     /* Bloc libre suivant */
} Header;
```

La taille de cet entête sera notée `HEADER_SIZE` :

```
#define HEADER_SIZE sizeof(Header)
```

5.2.2 Problèmes d'alignement

Généralement, les processeurs imposent certaines contraintes sur les adresses auxquelles les données peuvent être stockées (par exemple, un double doit être rangé à une adresse multiple de 8). En C, la fonction `malloc`, doit s'occuper des problèmes d'alignement et rendre une adresse à laquelle on peut ranger des objets de type quelconque. Pour cela, on supposera que le type le plus contraignant est dénoté par la constante `MOST_RESTRICTING_TYPE` (sur un PC ce type pourra être défini à double). Par conséquent, le type Header sera redéfini de la façon suivante :

```
// Pour s'aligner sur des frontières  multiples de la taille du type le plus
//  contraignant
#define MOST_RESTRICTING_TYPE long double

typedef union header {              /* Header de bloc */
  struct {
    size_t size;                    /* Taille du bloc */
    union header *ptr;              /* Bloc libre suivant */
  } info;
  MOST_RESTRICTING_TYPE dummy;      // Ne sert qu'a provoquer un alignement
} Header;
```

A titre d'exemple, sur une machine 64 bits avec gcc `7.5`, `size_t` est défini comme un `unsigned long` et fait 64 bits (8 octets), un pointeur fait 64 bits (8 octets), donc la structure `info` fait 8+8 = 16 octets. Le type `long double` qui fait 16 octets et on fait l'union de cette structure `info` avec le type `long double`. Dans le cas d'une union, la taille de l'union correspond à la taille du plus grand type stocké, donc dans notre cas 16 octets (les deux faisant la même taille de 16 octets). Donc `HEADER_SIZE` vaudra 16 octets dans notre exemple.

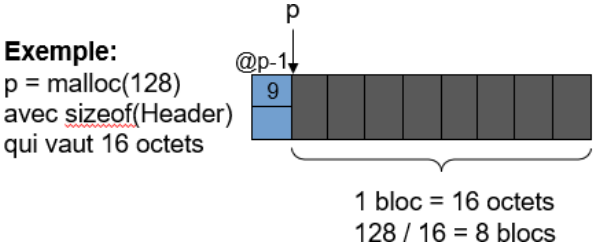


Illustration sur le modèle des exemples du TD

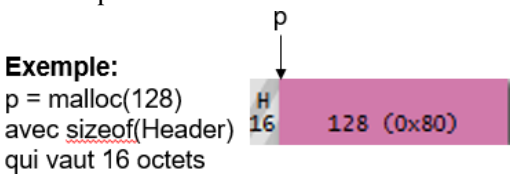


Illustration avec le fichier HTML généré par villoc

6 Travail à réaliser

Le travail demandé pour ce TD consiste donc tout d'abord à réécrire les fonctions `malloc` et `free` (puis dans un second temps `calloc` et `realloc`) de la bibliothèque standard de C.

Dans le squelette de code `mymalloc.c` qui vous a été fourni, vous veillerez à ne pas modifier les fonctions externes qui permettent de générer la trace attendue par l générateur de page HTML.

Vous fournirez l'implémentation pour les fonctions suivantes : `internal_malloc`, `allocate_core` et `internal_free` dans un premier temps. Evidemment, tant que vous n'aurez pas fourni une implémentation correcte vous rencontrerez surement un « segmentation fault » à l'exécution des programmes de test.

6.1 Implémentation de mymalloc et myfree

Votre fonction `mymalloc` suivra donc une stratégie « *first fit* » pour choisir le bloc qui sera retenu dans la liste des blocs libres. Cette stratégie consiste à choisir le premier bloc de taille suffisante dans la liste de bloc libres de le

couper en deux[3] et de laisser la partie inutilisée dans la liste des blocs libres. Cette stratégie n'est pas optimale, puisqu'elle va morceler la mémoire, mais elle a l'avantage d'être simple à implémenter.

Voici un algorithme en pseudo code simplifié pour vous faciliter l'implémentation de cette fonction :

```
je parcours la liste
   si je suis sur un bloc de taille >= à la taille souhaitée
        si je suis sur un bloc de taille = à la taille cherchée
              supprimer le bloc de la liste
              retourner le pointeur comme résultat de la fonction
        sinon
              découper le zone et ajouter la zone restante libre à la liste
              retourner le pointeur comme résultat de la fonction

   si j'ai réalisé un tour de liste (donc sans trouver)
        allouer une nouvelle zone à la liste (obtenue par sbrk)
        ajouter la zone à la liste (via un appel à free)
```

Pour tester votre fonction `myfree`, vous pouvez essayer de libérer tous les blocs que vous avez alloués. Normalement, votre algorithme doit regrouper tous les blocs contigus et vous devriez donc avoir tous vos blocs regroupés (après libération de tous les blocs alloués, bien entendu).

Voici un algorithme en pseudo code simplifié pour vous faciliter l'implémentation de cette fonction :

```
parcourir la liste jusqu'à « la bonne place »
fusionner avec la zone suivante si nécessaire sinon mettre à jour la liste
fusionner avec la zone précédente si nécessaire sinon mettre à jour la liste
```

Un programme de test simple vous est fourni dans le fichier `test-malloc.c`.

6.2 Implémentation de `mycalloc` et `myrealloc`

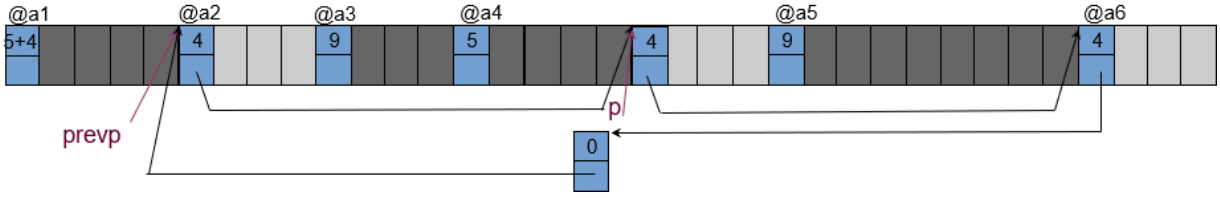
Quant aux fonctions `mycalloc` et `myrealloc`, elles sont simples à écrire et s'expriment en fonction de `internal_malloc` et `internal_free`. C'est une extension possible et simple de votre travail pour le compléter.

Vous avez un fichier de test particulier pour l'implémentation de `myrealloc` : `test-realloc.c`.

Dans l'algorithme à mettre en place pour `myrealloc`, vous veillerez à étendre une zone si la zone qui lui succède est bien libre et de taille suffisante (pensez aux cas où elle est de taille égale et où elle est de taille supérieure). Si la zone qui suit la zone à ré-allouer n'est pas assez grande ou pas libre, on veillera à réallouer un nouveau bloc de la bonne taille, à recopier les données nécessaires (celles que le programme utilisateur a pu y mettre) puis à libérer l'ancienne zone qui était utilisée.

Voici deux exemples pour illustrer deux cas de `realloc`.

Exemple : realloc(@a3,16)
La zone qui suit @a3 est occupée, on doit ré-allouer et recopier. On sait que la zone est occupée en comparant l'adresse p et la dernière adresse de la zone@a3 (calcul qui dépend de @a3 et de la taille de @a3).



[3] sauf s'il fait juste la bonne taille bien sûr.

Exemple : realloc(@a3,9)
La zone qui suit @a3 est libre, et assez grande pour le realloc, on change les informations de taille et le chaînage.
Nota : l'information dans le header de @a4 n'est plus pertinente et sera écrasée par les données utilisateur