

Architectures des ordinateurs (une introduction)

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Organisation

(1/2)

- **Cours** : `bruno.ferres@univ-grenoble-alpes.fr` & `kevin.marquet@univ-grenoble-alpes.fr`
- **TD et TDE**
 - **INM-01** : `pierre.marrec@inria.fr`;
 - **INM-02** : `philippe.waille@univ-grenoble-alpes.fr` (TD) & `ernest.foussard@grenoble-inp.fr` (TP);
 - **INM-03** : `denis.bouhineau@imag.fr`;
 - **INM-04** : `david.rios.uga@gmail.com`;
 - **MIN-01** : `kevin.marquet@univ-grenoble-alpes.fr`;
 - **MIN-02** : `gomezбай@univ-grenoble-alpes.fr`;
 - **MIN-03** : `bruno.ferres@univ-grenoble-alpes.fr`;
 - **MIN-04** : `philippe.waille@univ-grenoble-alpes.fr`
 - **MIN-Int** : `david.rios.uga@gmail.com`;
- **Note** : 0.25 CC1 (partiel) + 0.25 CC2 (note de TP) + 0.5 examen
- **Partiel** : mi-mars
- **Examen** : mi-mai

Bibliographie

- *Architectures logicielles et matérielles*, Amblard, Fernandez, Lagnier, Maraninchi, Sicard, Waille, Dunod 2000
- *Architecture des ordinateurs*, Cazes, Delacroix, Dunod 2003.
- *Computer Organization and Design : The Hardware/Software Interface*, Patterson and Hennessy, Dunod 2003.
- *Processeurs ARM*, Jorda. DUNOD 2010.
- <https://im2ag-moodle.univ-grenoble-alpes.fr/course/view.php?id=336>
- <https://moodle.caseine.org/course/view.php?id=716>

Modèle de von Neumann : qu'est ce qu'un ordinateur ?

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Description du modèle de von Neumann

(2/5)

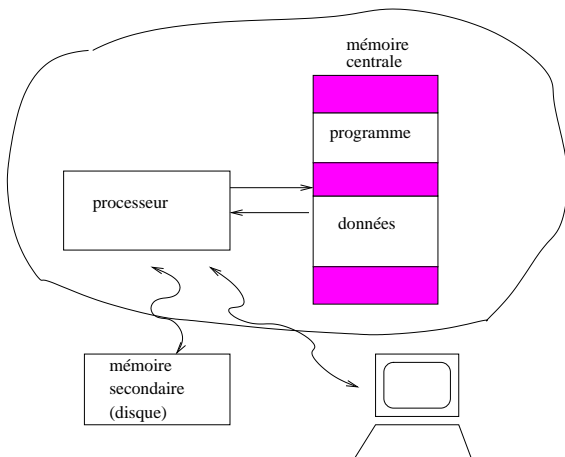


Figure – Processeur, mémoire et périphériques

Mémoire centrale (vision abstraite)

La mémoire contient des **informations** prises dans un certain domaine

La mémoire contient un certain nombre (fini) d'**informations**

Les informations sont **codées** par des vecteurs binaires d'une certaine taille

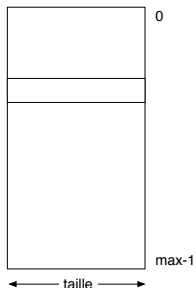


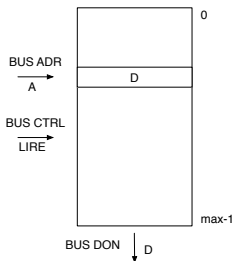
Figure – Mémoire abstraite

Actions sur la mémoire : LIRE

La mémoire reçoit :

- un vecteur binaire (représentant une adresse A) sur le bus adresses,
- un signal de commande de lecture sur le bus de contrôle.

Elle délivre un vecteur binaire représentant la donnée D sur le bus données.



On note : $D \leftarrow mem[A]$

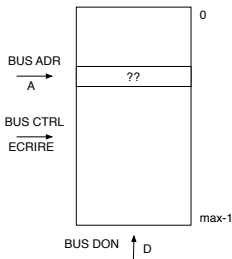
$mem[A]$: emplacement mémoire dont l'adresse est A

Actions sur la mémoire : ECRIRE

La mémoire reçoit :

- un vecteur binaire (représentant une adresse A) sur le bus adresses,
- un vecteur binaire (représentant la donnée D) sur le bus données,
- un signal de commande d'écriture sur le bus de contrôle.

Elle inscrit (*peut-être*, voir tableau ci-après) la donnée D comme contenu de l'emplacement mémoire dont l'adresse est A



On écrit : $\text{mem}[A] \leftarrow D$

Remarque : le bus de données est bidirectionnel

Résumé : processeur/mémoire

Processeur : circuit relié à la **mémoire** (bus adresses, données et contrôle)

La mémoire contient des informations de nature différentes :

- des données : représentation binaire d'une couleur, d'un entier, d'une date, etc.
- des instructions : représentation binaire d'une ou plusieurs actions à réaliser.

Le processeur, relié à une mémoire, peut :

- **lire** un mot : le processeur fournit une adresse, un signal de commande de lecture et reçoit le mot.
- **écrire** un mot : le processeur fournit une adresse ET une donnée et un signal de commande d'écriture.
- ne pas accéder à la mémoire.
- **exécuter** des instructions, ces instructions étant des informations lues en mémoire.

Entrées/Sorties : définitions

On appelle **périphériques d'entrées/sortie** les composants qui permettent :

- L'interaction de l'ordinateur (mémoire et processeur) avec l'**utilisateur** (clavier, écran, ...)
- L'interaction de l'ordinateur avec le **réseau** (carte réseau, carte WIFI, ...)
- L'accès aux **mémoires secondaires** (disque dur, clé USB...)

L'accès aux périphériques se fait par le biais de **ports** (usb, serie, pci, ...).

Sortie : ordinateur \longrightarrow extérieur

Entrée : extérieur \longrightarrow ordinateur

Entrée/Sortie : ordinateur \longleftrightarrow extérieur

Les bus

Un **bus** informatique désigne l'ensemble des lignes de communication (câbles, pistes de circuits imprimés, ...) connectant les différents composants d'un ordinateur.

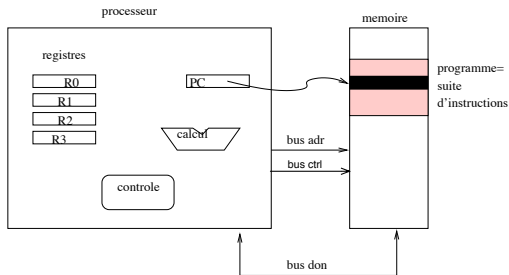
- **Le bus de données** permet la circulation des données.
- **Le bus d'adresse** permet au processeur de **désigner à chaque instant la case mémoire ou le périphérique** auquel il veut faire appel.
- **Le bus de contrôle** indique quelle est l'**opération que le processeur veut exécuter**, par exemple, s'il veut faire une écriture ou une lecture dans une case mémoire.

On trouve également, dans le bus de contrôle, une ou plusieurs lignes qui permettent aux périphériques d'effectuer des demandes au processeur ; ces lignes sont appelées **lignes d'interruptions matérielles (IRQ)**.

Composition du processeur

Le processeur est composé d'unités (ressources matérielles internes) :

- **des registres** : cases de mémoire interne
Caractéristiques : désignation, lecture et écriture "simultanées"
- **des unités de calcul (UAL)**
- **une unité de contrôle** : (UC, *Central Processing Unit*)
- **un compteur ordinal** ou **compteur programme** : PC



Codage des instructions : langage machine

- Représentation d'une instruction en mémoire : **un vecteur de bits**
- **Programme** : **suite de vecteurs binaires** qui codent les instructions qui doivent être exécutées.
- Le codage des instructions constitue le **Langage machine** (ou *code machine*).
- Chaque modèle de processeur a son propre langage machine (on dit que le langage machine est **natif**)

Codage des informations et représentation des nombres par des vecteurs binaires

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Exemples (3/3) : Code ASCII (Ensemble des caractères affichables)

ASCII = « American Standard Code for Information Interchange »

On obtient le tableau ci-dessous par la commande Unix `man ascii`

32	␣	33	!	34	"	35	#	36	\$	37	%	38	&	39	'
40	(41)	42	*	43	+	44	,	45	-	46	.	47	/
48	0	49	1	50	2	51	3	52	4	53	5	54	6	55	7
56	8	57	9	58	:	59	;	60	<	61	=	62	>	63	?
64	@	65	A	66	B	67	C	68	D	69	E	70	F	71	G
72	H	73	I	74	J	75	K	76	L	77	M	78	N	79	O
80	P	81	Q	82	R	83	S	84	T	85	U	86	V	87	W
88	X	89	Y	90	Z	91	[92	\	93]	94	^	95	_
96	`	97	a	98	b	99	c	100	d	101	e	102	f	103	g
104	h	105	i	106	j	107	k	108	l	109	m	110	n	111	o
112	p	113	q	114	r	115	s	116	t	117	u	118	v	119	w
120	x	121	y	122	z	123	{	124		125	}	126	~	127	del

Code_ascii (q) = 113 ; Decode_ascii (51) = 3.

Application en langage C

```
printf("%c", 'A'+ 'b' - 'a');  
printf("%c", 'A'+3);
```

```
char c;  
scanf("%c",&c);  
if (c>='a' && c<='z') {  
    printf("%c est une lettre minuscule",c);  
}
```

'A'+ 'b' - 'a'

→ affichage de la lettre B

'A'+3

→ affichage de la lettre D

char c;

→ entier sur 5 bits

if (c>='a' && c<='z')

→ comparaison entier et code ascii

UTF-8

- Codage extensible, compatible avec ASCII
- Permet de représenter plus d'un million de caractères

Caractères codés	Représentation binaire UTF-8	Signification
U+0000 à U+007F	0xxxxxxx	1 octet codant 1 à 7 bits
U+0080 à U+07FF	110xxxxx 10xxxxxx	2 octets codant 8 à 11 bits
U+0800 à U+0FFF	11100000 10xxxxxx 10xxxxxx	3 octets codant 12 à 16 bits

Source wikipédia.

Produit cartésien : correspondance entre n-uplet et naturel (2/2)

	0	1	2	3	4
0	(0,0)	(0,1)	(0,2)	(0,3)	(0,4)
	0	1	2	3	4
1	(1,0)	(1,1)	(1,2)	(1,3)	(1,4)
	5	6	7	8	9
...	
3	(3,0)	(3,1)	(3,2)	(3,3)	(3,4)
	15	16	17	18	19

2 formules à savoir :

$$\text{COD_COUPLE}_{4.5} ((a, b)) = a \times 5 + b$$

$$\text{DECOD_COUPLE}_{4.5} (n) = (n \text{ div } 5, n \text{ reste } 5)$$

Remarque : Quelles seraient ces formules si nous avions numéroté à partir de 1 au lieu de 0 ?

Conclusion sur le codage : Où est le code ?

- **Le code n'est pas dans l'information codée.**

Par exemple : 14 est :

- le code du jaune dans le code des couleurs du PC ...
 - ou le code du couple (2,4) ...
 - ou le code du bleu pâle dans le code du commodore 64 ...
- Pour interpréter, comprendre une information codée il faut connaître la règle de codage.

Le code seul de l'information ne donne rien, c'est le **système de traitement de l'information (logiciel ou matériel)** qui « connaît » la règle de codage, sans elle il ne peut pas traiter l'information.

Numération de position

En numération de position, avec N chiffres en base b on peut représenter les b^N naturels de l'intervalle $[0, b^N - 1]$

Exemple : en base 10 avec 3 chiffres on peut représenter les 10^3 naturels de l'intervalle $[0, 999]$.

Avec N chiffres binaires (base 2) on peut écrire les 2^N naturels de l'intervalle $[0, 2^N - 1]$

Exercice : Enumérer les nombres représentables sur 3 chiffres binaires.

0	:	0	0	0
1	:	0	0	1
2	:	0	1	0
3	:	0	1	1
4	:	1	0	0
5	:	1	0	1
6	:	1	1	0
7	:	1	1	1

Logarithme et taille de donnée

(1/2)

On ne s'intéresse qu'à la base 2 : un chiffre binaire est appelé **bit**.

Logarithme : opération réciproque de l'élevation à la puissance

Si $Y = 2^X$, on a $X = \log_2 Y$

Pour représenter en base 2, K naturels différents

↔ il faut $\lceil \log_2 K \rceil$ chiffres en base 2

- si K est une puissance de 2 ($K = 2^N$), il faut N bits.
- si K n'est pas une puissance de 2, soit P la plus petite puissance de 2 telle que $P > K$, il faut $\log_2 P$ bits.

Quelques valeurs à connaître

X	2^X
0	1
1	2
2	4
3	8
4	16
8	256
10	1 024 (\approx 1 000, 1 Kilo)
16	65 536
20	1 048 576 (\approx 1 000 000, 1 Méga)
30	1 073 741 824 (\approx 1 000 000 000, 1 Giga)
31	2 147 483 648
32	4 294 967 296

Conversion base 10 vers base 2 : Troisième méthode

169		1	(169 = 84 × 2 + 1)
84		0	(84 = 42 × 2 + 0)
42		0	(42 = 21 × 2 + 0)
21		1	
10		0	
5		1	
2		0	
1		1	
0			

On a ainsi $169_{10} = 10101001_2$

Conversion base 2 vers base 10

Soit $a_{n-1}a_{n-2}\dots a_1a_0$ un nombre entier en base 2

En utilisant les puissances de 2 :

2^7	2^6	2^5	2^4	2^3	2^2	2^1	2^0
128	64	32	16	8	4	2	1

$(a_{n-1}a_{n-2}\dots a_1a_0)_2$ vaut $(a_{n-1}2^{n-1} + a_{n-2}2^{n-2} + \dots + a_12^1 + a_02^0)_{10}$

Exemple

$$\begin{aligned}
 1010 \text{ vaut} & \quad 1 \times 2^3 + 0 \times 2^2 + 1 \times 2^1 + 0 \times 2^0 \\
 & = 2^3 + 2^1 \\
 & = 8 + 2 = 10
 \end{aligned}$$

Représentation des relatifs, solution : Complément à deux

Sur n bits, en choisissant **00...000** pour le codage de zéro, il reste $2^n - 1$ possibilités de codage : la moitié pour les positifs, la moitié pour les négatifs.

Attention, ce n'est pas un nombre pair, l'intervalle des entiers relatifs codés ne sera pas symétrique.

Principe :

- Les entiers positifs sont codés par leur code en base 2
- Les entiers négatifs sont codés de façon à ce que $\text{code}(a) + \text{code}(-a) = 0$

D'où **sur 8 bits**, intervalle représenté $[-128, +127] = [-2^7, 2^7 - 1]$

- $x \geq 0$ $x \in [0, +127]$: **CodeC2(x)=x**
- $x < 0$ $x \in [-128, -1]$: **CodeC2(x)=x+256 = x+2⁸**
(x étant négatif et ≥ -128 , $x+2^8$ est « codable » sur 8 bits)
($x+2^8 > 127$, donc pas d'ambiguïté)

$\text{CodeC2}(a)+\text{CodeC2}(-a) = a-a+2^8 = 0$ (sur 8 bits)

Complément à deux sur 8 bits : tous les entiers relatifs

entier relatif	Code(base10)	CodeC2(base2)
-128	128	1000 0000
-127	129	1000 0001
-126	130	1000 0010
...		
-1	255	1111 1111
0	0	0000 0000
1	1	0000 0001
2	2	0000 0010
...		
12	12	0000 1100
...		
127	127	0111 1111

Complément à deux : trouver le code d'un entier négatif

Soit un entier relatif positif a codé par les n chiffres binaires :

$(a_{n-1}a_{n-2}\dots a_1a_0)_2$

$$\begin{aligned}
 \text{valeur}(-a) &= 2^n - \text{valeur}(a) \\
 &= 2^n - (a_{n-1}2^{n-1} + a_{n-2}2^{n-2} + \dots + a_12 + a_0) \\
 &= (2^{n-1} + 2^{n-1}) - (a_{n-1}2^{n-1} + a_{n-2}2^{n-2} + \dots + a_12 + a_0) \\
 &= (1 - a_{n-1})2^{n-1} + 2^{n-1} - (a_{n-2}2^{n-2} + \dots + a_12 + a_0) \\
 &= \dots\dots\dots \\
 &= (1 - a_{n-1})2^{n-1} + (1 - a_{n-2})2^{n-2} + \dots + (1 - a_0) + 1
 \end{aligned}$$

Règle pour un entier négatif

- 1 écrire le code de la valeur absolue
- 2 inverser tous les bits
- 3 ajouter 1

Complément à deux : autre version

Comment retrouver l'opposé d'un entier A ?

- 1 prendre $A = a_{n-1} a_{n-2} \dots a_1 a_0$
- 2 remarquer que

$$A + \bar{A} = 11\dots 11 = -1$$

- 3 en déduire que

$$-A = \bar{A} + 1$$

Les nombres à virgule flottante

(1/2)



source Wikipedia.

Les nombres à virgule flottante

(2/2)

- Norme IEEE 754
- Codage par champ (exemple sur 32 bits) :
 Signe (1 bit), Exposant (8 bits), Mantisse (23 Bits)
- Valeur = $(-1)^{\text{signe}} * 1, \text{Mantisse} * 2^{\text{Exposant}-127}$
- Exceptions : 0, +Infini, -Infini, NaN, nombres proches de 0 ...
- Intervalle : $[-3.4 \cdot 10^{38}; 3.4 \cdot 10^{38}]$
 avec la moitié des nombres entre $[-2; 2]$

Indicateurs

	naturel	relatif
débordement addition	$C = 1$	$V = 1$
débordement soustraction	$C = 0$	$V = 1$

2 autres indicateurs (flags) :

- N : bit de signe (1 si négatif)
- Z : test si nulle ($Z = 1$ si nulle)

Les indicateurs permettent aussi d'évaluer les conditions ($<$, $>$, \leq , \geq , $=$, \neq).

Pour évaluer une condition entre A et B , le processeur positionne les indicateurs en fonction du résultat de $A - B$.

Exemple : Supposons que A et B sont des entiers naturels. Alors, $A - B$ provoque un débordement (c'est-à-dire, $C = 0$) si et seulement si $A < B$.

Table d'addition (3 bits)

Récapitulatif : Pour 3 bits,

- il y a 8 vecteurs de bits possibles,
- comme entiers naturels : 0 ... 7,
- comme entiers relatifs : -4 ... 3,
- mais une seule addition.

+	000	001	010	011	100	101	110	111
000								
001								
010								
011								
100								
101								
110								
111								

+	000	001	010	011	100	101	110	111
---	-----	-----	-----	-----	-----	-----	-----	-----

Question

À votre avis : Pour 3 bits,

- A) il n'y a pas d'erreur d'addition ni pour les naturels ni les relatifs
- B) il y a autant d'erreurs d'addition pour les naturels que pour les relatifs
- C) il y a plus d'erreurs d'addition pour les naturels que pour les relatifs
- D) il y a moins d'erreurs d'addition pour les naturels que pour les relatifs

Table d'addition (3 bits, naturels)

Récapitulatif :

Pour 3 bits et les entiers naturels :

- il y a 8 entiers naturels : 0 ... 7,
- et l'addition suivante

+	0	1	2	3	4	5	6	7
0	0	1	2	3	4	5	6	7
1	1	2	3	4	5	6	7	0
2	2	3	4	5	6	7	0	1
3	3	4	5	6	7	0	1	2
4	4	5	6	7	0	1	2	3
5	5	6	7	0	1	2	3	4
6	6	7	0	1	2	3	4	5
7	7	0	1	2	3	4	5	6

Table d'addition (3 bits, relatifs)

Récapitulatif :

Pour 3 bits et les entiers relatifs codés en complément à 2 :

- il y a 8 entiers relatifs : -4 ... 3,
- et l'addition suivante

+	-4	-3	-2	-1	0	1	2	3
-4	0	1	2	3	-4	-3	-2	-1
-3	1	2	3	-4	-3	-2	-1	0
-2	2	3	-4	-3	-2	-1	0	1
-1	3	-4	-3	-2	-1	0	1	2
0	-4	-3	-2	-1	0	1	2	3
1	-3	-2	-1	0	1	2	3	-4
2	-2	-1	0	1	2	3	-4	-3
3	-1	0	1	2	3	-4	-3	-2

Equations

Question : d'après ce qui précède, vous sauriez résoudre les équations suivantes (sur 3 bits) ?

$$x + x = 0$$

$$y + y = 1$$

$$z + z = 2$$

$$a + a = -2$$

Equations

Question : d'après ce qui précède, vous sauriez résoudre les équations suivantes (sur 3 bits) ?

$$x + x = 0$$

Réponse : 2 solutions, 000+000 et 100+100

$$y + y = 1$$

Réponse : pas de solution

$$z + z = 2$$

Réponse : 2 solutions, 001+001 et 101+101

$$a + a = -2$$

Réponse : 2 solutions (seulement C2), 011+011 et 111+111

Langage d'assemblage, langage machine

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Etapes de compilation

- **Précompilation** : `arm-eabi-gcc -E monprog.c > monprog.i`
source : `monprog.c` → source « enrichi » : `monprog.i`
- **Compilation** : `arm-eabi-gcc -S monprog.i`
source « enrichi » → langage d'assemblage : `monprog.s`
- **Assemblage** : `arm-eabi-gcc -c monprog.s`
langage d'assemblage → binaire translatable : `monprog.o` (fichier objet)
même processus pour `malib.c` → `malib.o`
- **Edition de liens** : `arm-eabi-gcc monprog.o malib.o -o monprog`
un ou plusieurs fichiers objets → binaire exécutable : `monprog`

Précompilation (*pre-processing*)

(1/2)

```
arm-eabi-gcc -E monprog.c > monprog.i
```

produit **monprog.i**

La **précompilation** réalise plusieurs opérations de substitution sur le code, notamment :

- suppression des commentaires.
- inclusion des profils des fonctions des bibliothèques dans le fichier source.
- traitement des directives de compilation.
- remplacement des macros

Compilation

(1/2)

```
arm-eabi-gcc -S monprog.i
```

produit **monprog.s**

Le code source « enrichi » est transformé en langage d'assemblage (lisible)

↔ il contient des **instructions** et des **données**.

Assemblage

(1/2)

```
arm-eabi-gcc -c monprog.s
```

```
produit monprog.o
```

Le code en langage d'assemblage (lisible) est transformé en **code machine**.

Le code machine se présente comme une succession de vecteurs binaires.

Le code machine ne peut pas être directement édité et lu. On peut le rendre lisible en utilisant une commande *od -t x4z monprog.o*.

Le fichier `monprog.o` contient des instructions en langage machine et des données mais il n'est pas **exécutable**.

↪ On parle de binaire **translatable**.

Edition de liens

(1/2)

```
arm-eabi-gcc monprog.o malib.o -o monprog
```

produit **monprog**

L'édition de liens permet de rassembler le code de différents fichiers.

A l'issue de cette phase le fichier produit contient du **binaire exécutable**.

Remarque : ne pas confondre **exécutable**, lié à la nature du fichier, et « muni du droit d'être exécuté », lié au système d'exploitation.

Instruction de calcul entre des informations mémorisées

L'instruction désigne la(les) **source(s)** et le **destinataire**. Les *sources* sont des cases mémoires, registres ou des valeurs. Le *destinataire* est un élément de mémorisation.

L'instruction code : destinataire, source1, source2 et l'opération.

désignation du destinataire	←	désignation de source1	oper	désignation de source2
mém, reg		mém, reg		mém, reg, valIMM

mém signifie que l'instruction fait référence à un mot dans la mémoire

reg signifie que l'instruction fait référence à un registre (nom ou numéro)

valIMM signifie que l'information source est contenue dans l'instruction

Exemples

- $\text{reg12} \leftarrow \text{reg14} + \text{reg1}$
- $\text{registre4} \leftarrow \text{le mot mémoire d'adresse 36000} + \text{le registre A}$
- $\text{reg5} \leftarrow \text{reg5} - 1$
- $\text{le mot mémoire d'adresse 564} \leftarrow \text{registre7}$

Convention de noms

mov, ldr, str, add, sub, and, orr

Instruction de rupture de séquence

- **Fonctionnement standard** : Une instruction est écrite à l'adresse X ; l'instruction suivante (dans le temps) est l'instruction écrite à l'adresse $X+t$ (où t est la taille de l'instruction). C'est implicite pour toutes les instructions de calcul.
- **Rupture de séquence** : Une instruction de *rupture de séquence* peut désigner la prochaine instruction à exécuter (à une autre adresse).

Exemples

- Branch #125 : l'instruction suivante est désignée par une **adresse « fixe »**.
- Branch -40 : l'instruction suivante est une **adresse calculée**.
- Branch SiZero +10 : si le résultat du calcul précédent est ZERO, alors la prochaine instruction à exécuter est celle d'adresse « adresse courante+10 », sinon la prochaine instruction à exécuter est la suivante dans l'ordre d'écriture, c'est-à-dire à l'adresse « adresse courante » + t .

Exemples

En ARM :

- **add r4, r5, r6** signifie $r4 \leftarrow r5 + r6$.
r5 désigne le contenu du registre, on parle bien sûr du **contenu** des registres, on n'ajoute pas des ressources physiques !

En X86 (Intel) :

- **add eax, 10** signifie $eax \leftarrow eax + 10$.

En 6800 ou 68000 (Motorola) :

- **addA 5000** signifie $regA \leftarrow regA + Mem[5000]$
- **MOVE.W #500,D0** signifie $regD0 \leftarrow 500$

Remarque : pas de règle générale, interprétations différentes selon les fabricants, quelques habitudes cependant concernant les mnémoniques (add, sub, load, store, jump, branch, clear, inc, dec) ou la notation des opérandes (#, [xxx])

Désignation des objets

(1/7)

On parle parfois, improprement, de **modes d'adressage**. Il s'agit de dire comment on écrit, par exemple, la valeur contenue dans le registre numéro 5, la valeur -8, la valeur rangée dans la mémoire à l'adresse 0xff, ...

Il n'y a pas de **standard de notations**, mais des **standards de signification** d'un constructeur à l'autre.

L'**objet** désigné peut être **une instruction** ou **une donnée**.

Désignation des objets : par registre

(2/7)

Désignation registre/registre.

L'objet désigné (une donnée) est le contenu d'un registre. L'instruction contient le nom ou le numéro du registre.

- **En 6502 (MOS Technology) :** 2 registres A et X (entre autres)
TAX signifie transfert de A dans X
 $X \leftarrow$ contenu de A (on écrira $X \leftarrow A$).
- **ARM :** `mov r4 , r5` signifie $r4 \leftarrow r5$.

Désignation des objets : immédiate

(3/7)

Désignation registre/valeur immédiate.

La donnée dont on parle est littéralement **écrite dans l'instruction**

- **En ARM :** `mov r4 , #5` ; signifie $r4 \leftarrow 5$.

Remarque : la valeur immédiate qui peut être codée dépend de la place disponible dans le codage de l'instruction.

Désignation des objets : directe ou absolue

(4/7)

Désignations registre/directe ou absolue.

On donne dans l'instruction l'adresse de l'objet désigné. L'objet désigné peut être une instruction ou une donnée.

- **En 68000 (Motorola) :** `move.l D3, $FF9002` signifie $\text{Mem}[\text{FF9002}] \leftarrow \text{D3}$.
la deuxième opérande (ici une donnée) est désigné par son adresse en mémoire.
- **En SPARC :** `jump 0x2000` signifie l'instruction suivante (qui est l'instruction que l'on veut désigner) est celle d'adresse 0x2000.

Désignation des objets : indirect par registre

(5/7)

Désignation registre/indirect par registre

L'objet désigné est dans une case mémoire dont l'adresse est dans un registre précisé dans l'instruction.

- **En ARM :** `ldr r3, [r5]` signifie $r3 \leftarrow$ (le mot mémoire dont l'adresse est contenue dans le registre 5)
On note $r3 \leftarrow \text{mem}[r5]$.

Désignation des objets : indirect par registre & déplacement (6/7)

Désignation registre/indirect par registre et déplacement

L'adresse de l'objet désigné est obtenue en ajoutant le contenu d'un registre précisé dans l'instruction et d'une valeur (ou d'un autre registre) précisé aussi dans l'instruction.

- **En ARM :** `ldr r3, [r5, #4]` signifie $r3 \leftarrow \text{mem}[r5 + 4]$.
La notation `[r5, #4]` désigne le mot mémoire (une donnée ici) d'adresse $r5 + \#4$.
- **En 6800 :** `jump [PC - 12]` = le registre est PC, le déplacement -12.
L'instruction suivante (qui est l'instruction que l'on veut désigner) est celle à l'adresse obtenue en calculant, au moment de l'exécution, $PC - 12$.

Désignation des objets : relative au compteur programme

(7/7)

Désignation relative au compteur programme

L'adresse de l'objet désigné (en général une instruction) est obtenue en ajoutant le contenu du compteur de programme et une valeur précisée aussi dans l'instruction.

En ARM : $b + 20$ signifie $pc \leftarrow pc + 20$

Séparation données/instructions

Le texte du programme est organisé en **zones** (ou **segments**) :

- **zone TEXT** : code, programme, instructions
- **zone DATA** : données initialisées
- **zone BSS** : données non initialisées, réservation de place en mémoire

On peut préciser où chaque zone doit être placée en mémoire : la directive **ORG** permet de donner l'adresse de début de la zone (ne fonctionne pas toujours!).

Etiquettes : définition

(1/4)

Etiquette : nom choisi librement (quelques règles lexicales quand même) qui désigne une case mémoire. Cette case peut contenir une donnée ou une instruction.

Une **étiquette** correspond à une **adresse**.

Pourquoi ?

- L'emplacement des programmes et des données n'est à priori pas connu
la directive ORG ne peut pas toujours être utilisée
- Plus facile à manipuler

Etiquettes : exemple

(2/4)

```
zone TEXT
```

```
DD: move r4, #42
    load r5, [YY]
    jump DD
```

```
zone DATA
```

```
XX: entier sur 4 octets : 0x56F3A5E2
YY: entier sur 4 octets : 0xAAF43210
```

Étiquettes : correspondance étiquette/adresse

(4/4)

Supposons les adresses de début des zones TEXT et DATA respectivement 2000 et 5000

Il faut remplacer DD par 2000 et YY par 5004.

zone TEXT	contenu de Mem[2000], ...
DD: move r4, #42	move r4, #42
load r5, [YY]	load r5, [5004]
jump DD	jump 2000

zone DATA

XX: entier sur 4 octets : 0x56F3A5E2

YY: entier sur 4 octets : 0xAAF43210

Programmation des structures de contrôles

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Exécution séquentielle vs. rupture de séquence : rôle du *PC*

registre *PC* : Compteur de programme, repère l'instruction à exécuter

A chaque cycle :

- 1 *bus d'adresse* $\leftarrow PC$; *bus de contrôle* \leftarrow lecture
- 2 *bus de donnée* \leftarrow Mem[*PC*] = *instruction courante*
- 3 Décodage et exécution
- 4 Mise à jour de *PC* (par défaut, incrémentation)

Les instructions sont exécutées séquentiellement
sauf **ruptures de séquence !**

Différents types de séquençement

- initialisation ou lancement d'un programme
- séquençement « normal »
- rupture de séquence inconditionnelle
- rupture de séquence conditionnelle
- appels et retours de procédure/fonction
- interruptions
- exécution « parallèle »

Séquencement

(2/7)

Séquencement « normal »

Après chaque instruction le registre PC est incrémenté.

Si l'instruction est codée sur k octets : $PC \leftarrow PC + k$

Cela dépend des processeurs, des instructions et de la taille des mots.

- En **ARM**, toutes les instructions sont codées sur 4 octets. Les adresses sont des adresses d'octets. **PC progresse de 4 en 4**
- Sur certaines machines (ex. Intel), les instructions sont de longueur variable (1, 2 ou 3 octets). **PC prend successivement les adresses des différents octets de l'instruction**

Séquencement

(3/7)

Rupture inconditionnelle

Une instruction de **branchement inconditionnel** force une adresse *adr* dans *PC*.

La prochaine instruction exécutée est celle située en Mem[*adr*]

Cas TRES particulier : les premiers RISC (Sparc, MIPS) exécutaient quand même l'instruction qui suivait le branchement.

Séquencement

(4/7)

Rupture conditionnelle

Si une condition est vérifiée, **alors**

PC est modifié

sinon

PC est incrémenté normalement.

la condition est **interne** au processeur :

expression booléenne portant sur les *codes de conditions arithmétiques*

- *Z* : nullité,
- *N* : bit de signe,
- *C* : débordement (naturel) et
- *V* : débordement (relatif).

Désignation de l'instruction suivante

- Désignation **directe** : l'adresse de l'instruction suivante est donnée dans l'instruction.
- Désignation **relative** : l'adresse de l'instruction suivante est obtenue en ajoutant un certain **déplacement** (peut être signé) au **compteur programme PC**.

Remarques :

- le mode de désignation en **ARM** est uniquement **relatif**.
- en général, le déplacement est ajouté **à l'adresse de l'instruction qui suit la rupture**. C'est-à-dire, $PC + 4 + \text{déplacement}$.
En ARM, $PC + 8 + \text{déplacement}$.

Codage des structures de contrôle : notations

On dispose de sauts et de sauts conditionnels notés :

- **branch etiquette** et
- **branch si cond etiquette**.

cond est une expression booléenne portant sur Z , N , C , V

ATTENTION : les conditions dépendent du **type**.

Par exemple, la condition $<$ à utiliser est différente selon qu'un entier est un naturel ou un relatif (l'interprétation du bit de poids fort est différente !).

Toute autre instruction (affectation, addition, ...) est notée **Ik**

Codage des structures de contrôle : exemples traités

- I1; **si** ExpCondSimple **alors** {I2; I3; I4;} I5;
- I1; **si** ExpCondSimple **alors** {I2; I3;} **sinon** {I4; I5; I6;} I7;
- I1; **tant que** ExpCond **faire** {I2; I3;} I4;
- I1; **répéter** {I2; I3;} **jusqu'à** ExpCond; I4;
- I1; **pour** (i←0 à N) {I2; I3; I4;} I5;
- **si** C1 **ou** C2 **ou** C3 **alors** {I1;I2;} **sinon** {I3;};
- **si** C1 **et** C2 **et** C3 **alors** {I1;I2;} **sinon** {I3;};
- **selon** a,b
 - a<b : I1;
 - a=b : I2;
 - a>b : I3;

Instruction *Si* « simple »

```
I1  
si a=b alors {I2; I3; I4}  
I5
```

a et b deux entiers dont les valeurs sont rangées respectivement dans les registres r1 et r2.

Une première solution

```
I1
si a=b alors {I2; I3; I4}
I5

                I1
                calcul de a-b + positionnement de ZNCV
                branch si (egal a 0) a etiq_alors
                branch a etiq_suite
etiq_alors:    I2
                I3
                I4
etiq_suite:    I5
```

Codage en ARM

```
x ← 0; a ← 5; b ← 6  
si a=b alors {x ← 1;}  
x ← x + 10;
```

a et b dans r0, r2, x dans r1

```
    mov r1, #0  
    mov r0, #5  
    mov r2, #6  
    cmp r0, r2      @ ou subs r3, r0, r2  
    beq alors      @ égal à 0  
    b finsi        @ always  
alors: mov r1, #1  
finsi:  add r1, r1, #10
```

Remarque : égal à 0 équivalent à Z

Une autre solution

```
I1
si a=b alors {I2; I3; I4}
I5

                I1
                calcul de a-b + positionnement de ZNCV
                branch si (non egal a 0) a etiq_suite
                I2
                I3
                I4
etiq_suite:    I5
```

Instruction *Si alors sinon* : Une solution

```
I1
si ExpCond alors {I2; I3} sinon {I4; I5; I6}
I7;
```

```
      I1
      evaluer ExpCond + ZNCV
      branch si faux a etiq_sinon
      I2
      I3
      branch  etiq_finsi
etiq_sinon: I4
           I5
           I6
etiq_finsi: I7
```

Question

Combien d'instructions nécessaires pour la traduction de
`a←-5;b←-6; si a=b alors {x←-1;} sinon {x←-0;}`

a et b dans r0, r2, x dans r1

traduction avec respect de l'ordre alors/sinon (condition opposée).

- A) 5 instructions
- B) 6 instructions
- C) 7 instructions
- D) 10 instructions

Codage en ARM

Traduction :

$a \leftarrow 5; b \leftarrow 6;$ si $a=b$ alors $\{x \leftarrow 1;\}$ sinon $\{x \leftarrow 0;\}$

a et b dans r0, r2, x dans r1

```
    mov r0, #5
    mov r2, #6
    cmp r0, r2
    bne sinon
    mov r1, #1    @ alors
    b   finssi
sinon: mov r1, #0
finssi:
```

Question

Combien d'instructions nécessaires pour la traduction de
`a←5;b←6; si a=b alors {x←1;} sinon {x←0;}`

a et b dans r0, r2, x dans r1

traduction avec respect de l'ordre alors/sinon (condition opposée).

- A) 5 instructions
- B) 6 instructions
- C) 7 instructions
- D) 10 instructions

Réponse attendue : C) 7 instructions (et une étiquette)

Question

Combien d'instructions effectuées lors de l'exécution de
`a←-5;b←-6; si a=b alors {x←-1;} sinon {x←-0;}`

a et b dans r0, r2, x dans r1

traduction avec respect de l'ordre alors/sinon (condition opposée).

- A) 5 instructions
- B) 6 instructions
- C) 7 instructions
- D) 10 instructions

Exécution

```

l.0      mov r0 , #5
l.1      mov r2, #6
l.2      cmp r0,r2
l.3      bne sinon
l.4 alors: mov r1, #1
l.5      b finsi
l.6 sinon: mov r1, #0
l.7 finsi: nop

```

Ligne	r0	r2	?= ?	r1	proch Ligne
-1	?	?	?	?	0
0	5	?	?	?	1
1		6	?	?	2
2			faux	?	3
3				?	6
6				0	7
7					

Question

Combien d'instructions effectuées lors de l'exécution de
`a←5;b←6; si a=b alors {x←1;} sinon {x←0;}`

a et b dans r0, r2, x dans r1

traduction avec respect de l'ordre alors/sinon (condition opposée).

- A) 5 instructions
- B) 6 instructions
- C) 7 instructions
- D) 10 instructions

Réponse attendue : A) 5 instructions

Une autre solution

```
I1  
si ExpCond alors {I2; I3;} sinon {I4; I5; I6;}  
I7;
```

```
      I1  
      evaluer ExpCond + ZNCV  
      branch si vrai a etiq_alors  
      I4  
      I5  
      I6  
      branch etiq_finsi  
etiq_alors: I2  
            I3  
etiq_finsi: I7
```

Une première solution

```
I1  
tant que ExpCond faire {I2; I3;}  
I4;
```

```
      I1  
debut: évaluer ExpCond + ZNCV  
      branch si faux fintq  
      I2  
      I3  
      branch debut  
fintq: I4
```

Codage en ARM

$a \leftarrow 0; b \leftarrow 5; \text{tant que } a < b \text{ faire } \{x \leftarrow a; a \leftarrow a+1;\} ; x \leftarrow b;$

a, b dans r0, r2, x dans r1

```
    mov r0, #0
    mov r2, #5
tq:  cmp r0,r2
      bge fintq    @ ou bhs
      mov r1,r0    @ corps de boucle
      add r0,r0,#1
      b tq
fintq: mov r1,r2
```

Question

(1/2)

Quelles seront les valeurs prises par r_0 ?

- A) 0, 1, 2, 3, 4
- B) 0, 1, 2, 3, 4, 5
- C) 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6

Exécution

(1/2)

```

l.0      mov r0, #0
l.1      mov r2, #5
l.2 tq:  cmp r0,r2
l.3      bge fintq
l.4      mov r1,r0
l.5      add r0,r0,#1
l.6      b tq
l.7 fintq: mov r1,r2

```

Ligne	r0	r2	?>=?	r1	proch Ligne
-1	?	?	?	?	0
0	0	?	?	?	1
1		5	?	?	2
2			faux	?	3
3				?	4
4				0	5
5	1				6
6					2
l.4			faux		3
l.5					4
l.6					4
l.7				1	5
5	2				6
6					2
...					

Exécution

(2/2)

```

l.0      mov r0, #0
l.1      mov r2, #5
l.2 tq:  cmp r0,r2
l.3      bge fintq
l.4      mov r1,r0
l.5      add r0,r0,#1
l.6      b tq
l.7 fintq: mov r1,r2

```

Ligne	r0	r2	?>=?	r1	proch Ligne
...	3				5
5	4				6
6					2
2			faux		3
3					4
4				4	5
5	5				6
6					2
2			vrai		3
3					7
4				5	...

Question

(1/2)

Quelles seront les valeurs prises par r_0 ?

- A) 0, 1, 2, 3, 4
- B) 0, 1, 2, 3, 4, 5
- C) 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6

Réponse attendue : B) 0, 1, 2, 3, 4, 5

Question

(2/2)

Combien d'instructions seront exécutées

- A) 20 ou moins
- B) entre 21 et 25
- C) entre 26 et 30
- D) 31 ou plus

Réponse attendue : C) entre 26 et 30

Une autre solution

```
I1
tant que ExpCond faire {I2; I3;}
I4;

                I1
                branch etiqcond
debutbcle:      I2
                I3
etiqcond:       evaluer ExpCond
                branch si vrai debutbcle
fintq:          I4
```

Solution

```
I1
répéter {I2; I3;} jusqu'à ExpCond;
I4;

      I1
debutbcle: I2
          I3
          évaluer ExpCond
          branch si faux debutbcle
          I4
```

Observer les différences entre ce codage et la solution du tant que avec test à la fin.

Exercice

```
Deux boucles imbriquées
  pour (i=0 a N)
    pour (j=0 a K)
      I2 ;I3
```

Expression conditionnelle complexe avec des *et* : solution 1

```
si C1 et C2 et C3 alors { I1; I2 } sinon I3
    evaluer C1
    branch si faux etiq_sinon
    evaluer C2
    branch si faux etiq_sinon
    evaluer C3
    branch si faux etiq_sinon
etiq_alors: I1
           I2
           branch etiq_fin
etiq_sinon: I3
etiq_fin:
```

Expression conditionnelle complexe avec des *et* : solution 2

```
si C1 et C2 et C3 alors { I1; I2 } sinon I3
    evaluer C1
    branch si faux etiq_sinon
    evaluer C2
    branch si faux etiq_sinon
    evaluer C3
    branch si vrai etiq_alors
etiq_sinon: I3
            branch etiq_fin
etiq_alors: I1
            I2
etiq_fin:
```

Expression conditionnelle complexe avec des *et*

si C1 et C2 et C3 alors { I1; I2 } sinon I3

Solution avec évaluation **complète** des conditions

- Evaluer chaque **C_i** dans un registre
- Utiliser l'instruction **AND** du processeur.

Expression conditionnelle complexe avec des *ou* : Solution 1

```
si C1 ou C2 ou C3 alors { I1;I2 } sinon I3
    evaluer C1
    branch si vrai etiq_alors
    evaluer C2
    branch si vrai etiq_alors
    evaluer C3
    branch si faux etiq_sinon
etiq_alors: I1
            I2
            branch etiq_fin
etiq_sinon: I3
etiq_fin:
```

Expression conditionnelle complexe avec des *ou* : Solution 2

```
si C1 ou C2 ou C3 alors { I1;I2 } sinon I3
    evaluer C1
    branch si vrai etiq_alors
    evaluer C2
    branch si vrai etiq_alors
    evaluer C3
    branch si vrai etiq_alors
etiq_sinon: I3
            branch etiq_fin
etiq_alors: I1
            I2
etiq_fin:
```


Expression conditionnelle complexe avec des *ou*

si C1 ou C2 ou C3 alors { I1; I2 } sinon I3

Solution avec évaluation **complète** des conditions

- Evaluer chaque **C_i** dans un registre
- Utiliser l'instruction **ORR** du processeur.

Construction *selon*

```
selon a,b:  
  a<b : I1  
  a=b : I2  
  a>b : I3
```

Une solution consiste à traduire en **si alors sinon**.

```
si a<b alors I1  
sinon si a=b alors I2  
      sinon si a>b alors I3
```

ARM offre (ou offrait) une autre possibilité

Solution

Instructions ARM conditionnelle.

Dans le codage d'une instruction, champ condition (bits 28 à 31).

Sémantique d'une instruction : si la condition est vraie, exécuter l'instruction sinon passer à l'instruction suivante.

```
selon a,b:                a dans r0, b dans r1, x dans r2
  a<b : x<-x+5            cmp r0,r1
  a=b : x<-x+1            addlt r2, r2, #5
  a>b : x<-x+9            addeq r2, r2, #1
                          addgt r2, r2, #9
```

Que se passe-t-il si on remplace le **addeq** par un **addeqs** ?

Enoncé : le nombre de 1

Traduisez l'algorithme suivant en ARM :

x, nb : entiers ≥ 0

nb ← 0

tant que $x \neq 0$ faire

 si $x \bmod 2 \neq 0$ alors nb ← nb + 1

 x ← x div 2

fin tant que

afficher nb

Programmation des appels et retours de procédures simples

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Utilité - nécessité des fonctions et procédures

A quoi servent les fonctions et procédures :

- **Structurer** le code (nommer un bloc d'instruction)
- Eviter de dupliquer du code
- Eviter les structures de contrôles imbriquées
- Permettre l'utilisation de variables **locales**
- Permettre la définition de bibliothèques
- Programmer avec de la **récurtivité**
- Préparer la programmation orientée objet

Rappel

En C, et dans beaucoup de langage, tout ou presque est fonction.
Il n'y a pas de script C (*i.e.*, code hors fonction).
Par contre, il peut y avoir des variables globales (!)

Un exemple en langage de « haut niveau »

(1/2)

```
int PP(int x) {
    int z, p;

    z = x + 1;
    p = z + 2;
    return p;}

int main() {
    int i, j, k;

    i = 0;
    j = i + 3;
    j = PP(i + 1);
    k = PP(2 * (i + 5));
    return 0;}
```

Analyse

- Le `main`, nommé **appelant** fait appel à la fonction `PP`, nommée **appelée**
- La fonction `PP` a un **paramètre** qui constitue une **donnée**, on parle de **paramètre formel**
- La fonction `PP` calcule une valeur de type entier, le **résultat de la fonction**
- Les variables `z` et `p` sont appelées **variables locales** à la fonction `PP`

Un exemple en langage de « haut niveau »

(2/2)

```
int PP(int x) {
    int z, p;

    z = x + 1;
    p = z + 2;
    return p;}

int main() {
    int i, j, k;

    i = 0;
    j = i + 3;
    j = PP(i + 1);
    k = PP(2 * (i + 5));
    return 0;}
```

- Il y a deux **appels** à la fonction PP
- Lors de l'appel PP(i + 1), la valeur de l'expression i+1 est passée à la fonction, c'est le **paramètre effectif** que l'on appelle aussi **argument**
- Après l'appel le résultat de la fonction est rangé dans la variable **j**: j = PP(i+1)
- Le 1^{er} appel revient à exécuter le corps de la fonction en remplaçant x par i+1; le 2^{ème} appel consiste en l'exécution du corps de la fonction en remplaçant x par 2*(i+5)

Quelle convention d'appel choisir ?

Objectif du module

Prise en main de la convention utilisée par `gcc` :

- passage des arguments : \leftrightarrow les 4 premiers dans `r0` à `r3`
 \leftrightarrow le reste par la pile
- valeur de retour : stockée dans `r0`
- gestion du contexte :
certains registres sont sauvegardés par l'**appelante**, d'autres par l'**appelée** (voir la documentation technique dans le poly du cours)

Mais la convention de `gcc` manipule des **concepts complexes**...

- nous allons progressivement étudier différentes propositions de *conventions temporaires* ($\mathcal{CT}_0, \mathcal{CT}_1, \dots$), et leurs limites
- pour aboutir à la convention utilisée par un compilateur récent.

Tentative de traduction en ARM

Ce qui précède fonctionne mais ce n'est pas la solution préconisé par ARM.

Nouvelle tentative de traduction en ARM : convention $\mathcal{C}\mathcal{T}_0$

Utilisation de registres

 CT_0

Chaque valeur représentée par **une variable ou un paramètre** doit être rangée quelque part en **mémoire** : mémoire centrale ou registres.

Dans un premier temps, utilisons **des registres**.

On fait un choix (pour l'instant complètement arbitraire) :

- i, j, k dans $r0, r1, r2$
- z dans $r3$, p dans $r4$
- la valeur x dans $r5$
- le **résultat** de la fonction dans $r6$
- si on a besoin d'un registre pour faire des calculs on utilisera $r7$ (**variable temporaire**)

Remarque :

Une fois, ces conventions fixées, on peut écrire le code de **la fonction indépendamment du code correspondant à l'appel**, mais cela demande beaucoup de registres.

Code en langage d'assemblage

CT₀

```

PP :      add r3, r5, #1      @ z ← x + 1
         add r4, r3, #2      @ p ← z + 2
         mov  r6, r4          @ rendre p
         retourner

main :   mov  r0, #0          @ i ← 0
         add  r1, r0, #3      @ j ← i + 3
@ —Début-1er-appel—
         add  r5, r0, #1      @ x ← i + 1
         appeler PP
         mov  r1, r6          @ j ← ...
@ —Fin-1er-appel—
@ —Début-2ème-appel—
         add  r7, r0, #5      @ r7 ← i + 5
         mov  r5, r7, lsl #1  @ x ← 2 * r7
         appeler PP
         mov  r2, r6          @ k ← ...
@ —Fin-2ème-appel—

```

Problème :

appeler et retourner ?

Quel est le problème ?

 \mathcal{CT}_0

Appel = branchement
instruction de rupture de séquence inconditionnelle (B) ?

MAIS **Comment revenir ensuite ?**

Le problème du retour : comment, à la fin de l'exécution du corps de la fonction, indiquer au processeur l'adresse à laquelle il doit se brancher ?

Point de vigilance : garantir le bon usage des registres.

Adresse de retour



Il existe une instruction de rupture de séquence **particulière** qui permet au processeur de **garder** l'adresse de l'instruction qui suit le branchement avant qu'il ne réalise le branchement, *i.e.*, avant qu'il ne transfère le contrôle.

Cette adresse est appelée **adresse de retour**.

On peut simuler cette instruction et la notion d'adresse de retour :

- Ajout d'une étiquette de retour (mais avec une utilisation très limitée, à un seul endroit d'appel/retour)
- Calcul de l'adresse de retour avant l'appel (mais attention : le PC avance au cours de l'exécution, PC vaut PC+8 à la fin de B)

L'instruction de rupture de séquence **particulière** recherchée est une facilité justifiée pour des raisons d'efficacité et de garantie de respect des conventions.

Où est gardée cette adresse ?

 \mathcal{CT}_0

Dans le processeur **ARM**, l'instruction **BL** réalise un branchement inconditionnel avec **sauvegarde de l'adresse de retour** dans le registre nommé **lr** (*i.e.*, r14).

BL signifie *branch and link*

Attention : ne pas confondre BL et B

Attention : il ne faut pas modifier le registre lr pendant l'exécution de la fonction.

EcrNdecim32 dans es.s

Rappel procedures d'affichage (es.s) :

```
.global EcrNdecim32

@ EcrNdecim32 : ecriture en decimal de l'entier dans r1
EcrNdecim32 :  mov ip, sp
               stmfid sp!, {r0, r1, r2, r3, fp, ip, lr, pc}
               sub fp, ip, #4
               ldr r0, LD_fe_na32
               bl printf
               ldmea fp, {r0, r1, r2, r3, fp, sp, pc}

LD_fe_na32 :   .word fe_na32

fe_na32 :     .asciz "%u"
```

(extrait de es.s)

Codage complet de l'exemple

 \mathcal{CT}_0

```

PP :      add r3, r5, #1      @ z ← x + 1
          add r4, r3, #2      @ p ← z + 2
          mov r6, r4          @ rendre p
          bx lr               retour

main :    mov r0, #0          @ i ← 0
          add r1, r0, #3      @ j ← i + 3
@ —Début-1er-appel—
          add r5, r0, #1      @ x ← i + 1
          bl PP               appel
          mov r1, r6          @ j ← PP(x)
@ —Fin-1er-appel—
@ —Début-2ème-appel—
          add r7, r0, #5      @ r7 ← i + 5
          mov r5, r7, lsl #1  @ x ← 2 * r7
          bl PP               appel
          mov r2, r6          @ k ← PP(x)
@ —Fin-2ème-appel—

```

Exécution

 \mathcal{CT}_0

		l.	r0	r1	r3	r4	r5	r6	lr	> l.
l.0 PP :	add r3, r5, #1	-1	?	?	?	?	?	?	?	4
l.1	add r4, r3, #2	4	0	?	?	?	?	?	?	5
l.2	mov r6, r4	5		3	?	?	?	?	?	6
l.3	bx lr	6			?	?	1	?	?	7
l.4 main :	mov r0, #0	7			?	?		?	8	0
l.5	add r1, r0, #3	0			2	?		?		1
l.6	add r5, r0, #1	1				4		?		2
l.7	bl PP	2						4		3
l.8	mov r1, r6	3								8
l.9	add r7, r0, #5	8		4						9
l.10	mov r5, r7, lsl #1	9								10
l.11	bl PP	10					10			11
l.12	mov r2, r6	11							12	0
		...								

Conclusion

Conclusions :

- Il est possible d'avoir un ensemble d'instructions géré comme un bloc indépendant sous certaines conditions très limitatives : un seul appel `bl ma_proc`, convention commune à l'appel, si `main==appel`, retour `bx lr, ...`)
- Pour s'affranchir de ces conditions :
 - **Paramètres** : il faut une zone de stockage dynamique **commune** à l'*appelant* et à l'*appelé*. L'*appelant* y range les valeurs **avant** l'appel, et l'*appelé* y prend ces valeurs et les utilise
 - **Variables locales** : il faut une zone de mémoire dynamique **privée** pour chaque procédure *appelée* pour y stocker ses variables locales : il ne faut pas que cette zone interfère les variables globales ou locales à l'*appelant*
 - **Variables temporaires** : elles ne doivent pas interférer avec les autres variables
 - **Généralisation** : il faut que la méthode choisie soit généralisable afin de pouvoir générer du code

Remarque : on a généralement peu de registre à notre disposition

(16 en ARM, mais plusieurs sont dédiés à des tâches spécifiques, *i.e.* PC, LR, ...)

Un deuxième problème : fonctions récursives

(1/2)

```
int fact (int x)
    if (x==0) then return 1
    else return x * fact(x-1);

// appel principal
int n, y;
.... lecture d'un entier dans n
y = fact(n);
.... utilisation de la valeur de y
```

Fonctions récursives

(2/2)

Même chose avec les variables locales !

```
int fact (int x) {
    int loc;
    if x==0 {
        loc = 1;
    } else {
        loc = x ;
        loc = fact (x-1) * loc;
    }
    return loc;
}
```

Conclusion : fonctions récursives

Conclusion 1

On ne peut pas travailler avec une seule zone de paramètres, il en faut une pour chaque appel et pas pour chaque fonction.

↪ **Les paramètres effectifs (ou arguments) sont attachés à l'appel d'une fonction et pas à l'objet "fonction" lui-même**

Conclusion 2

On ne peut pas travailler avec une seule zone pour les variables locales, il en faut une pour chaque appel et pas pour chaque fonction.

↪ **Les variables locales sont attachées à l'appel d'une fonction et pas à l'objet "fonction" lui-même**

Programmation de procédures (suite)

Utilisation de la pile

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Zones de mémoire dynamique

Parmi les zones de mémoire dynamique :

- le tas (*heap*) (*malloc*, *free* ; *new*, *delete*),
- la file mécanisme dit **FIFO** :
First In First Out (Premier entré, premier sorti) (enfiler, défiler)
- la pile mécanisme dit **LIFO** :
Last In First Out (Dernier entré, premier sorti) (empiler, dépiler)

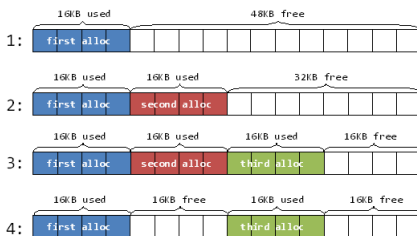
Remarque

Attention, le tas (*heap*) est aussi une structure de données qui permet de représenter un arbre dans un tableau (ex. : tri par tas), mais cela n'a que peu de rapport avec la zone de mémoire dynamique.

Notion de tas

Exemple :

```
malloc(first); malloc(second); malloc(third); free(second);
```

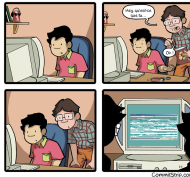


(source Qualcomm)

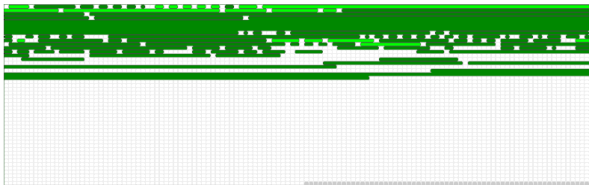
Notions associées

- fragmentation (et défragmentation), ramasse miette (*garbage collecting*),
- realloc.

Défragmentation, `realloc` dans le tas



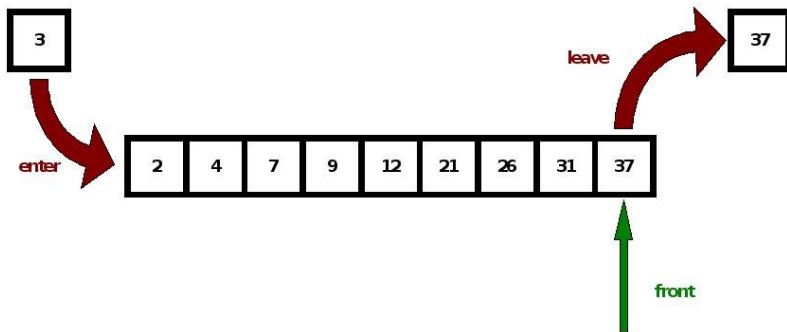
(source CommitStrip)



(source Dmitry Frank)

Notion de file

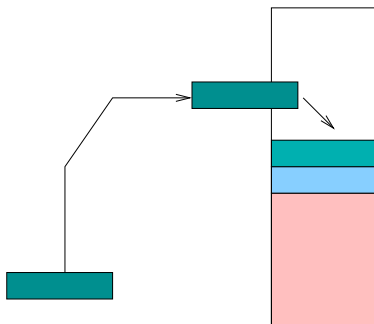
Exemple : enfiler(3) ; défiler(X) ;



(source wikipedia)

Notion de pile

Exemple : empiler(X), ...(autres instruction hors pile) ..., dépiler(Y)



Meilleur choix

Parmi les zones de mémoire dynamique :

- le tas (*heap*) (*malloc*, *free* ; *new*, *delete*),
- la file mécanisme dit **FIFO** :
First In First Out (Premier entré, premier sorti) (enfiler, défiler)
- la pile mécanisme dit **LIFO** :
Last In First Out (Dernier entré, premier sorti) (empiler, dépiler)

Meilleur choix : la pile.

Mécanisme de pile

Notion de **haut de pile** : dernier élément entré
L'élément en haut de la pile est appelé *sommet*.

Deux opérations possibles :

Dépiler : suppression de l'élément en haut de la pile

Empiler : ajout d'un élément en haut de la pile

Comment réaliser une pile ?

(1/4)

- Une **zone de mémoire**,
- Un **repère** sur le haut de la pile
SP : pointeur de pile, *stack pointer*
- Deux choix indépendants :
 - Comment **progresser** la pile :
↪ le sommet est **en direction des adresses croissantes**
(*ascending*) ou **décroissantes (*descending*)**
 - Le pointeur de pile **pointe vers une case vide (*empty*)** ou **pleine (*full*)**

Comment réaliser une pile ?

(2/4)

Mem désigne la mémoire

sp désigne le pointeur de pile

reg désigne un registre quelconque

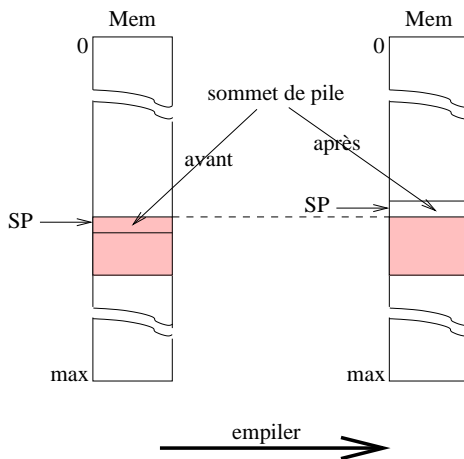
sens évolution	croissant	croissant	décroissant	décroissant
repère	1 ^{er} vide	der ^{er} plein	1 ^{er} vide	der ^{er} plein
empiler reg	Mem[sp]←reg sp←sp+1	sp←sp+1 Mem[sp]←reg	Mem[sp]←reg sp←sp-1	sp←sp-1 Mem[sp]←reg
dépiler reg	sp←sp-1 reg←Mem[sp]	reg←Mem[sp] sp←sp-1	sp←sp+1 reg←Mem[sp]	reg←Mem[sp] sp←sp+1

Remarque

Il existe des instructions **Arm** dédiées à l'utilisation de la pile (exemple : pour la gestion **full descending** on utilise **stmfd** ou **push** pour empiler et **ldmfd** ou **pop** pour dépiler)

Comment réaliser une pile ?

(3/4)



Comment réaliser une pile ?

(4/4)

En Arm, empiler R3 (convention *full descending*) :

- `push {R3}`
- `stmfd SP!, {R3}`
- `str R3, [SP, #-4]!`
- `add SP, SP, #-4`
`str R3, [SP]`

En Arm, dépiler R3 (convention *full descending*) :

- `pop {R3}`
- `ldmfd SP!, {R3}`
- `ldr R3, [SP], #4`
- `ldr R3, [SP]`
`add SP, SP, #4`

Appel/retour : utilisation d'une pile



Appel de procédure, deux actions exécutées par le processeur :

- sauvegarde de l'adresse de retour dans une pile
c'est-à-dire **empiler(PC + taille)**
- modification du compteur programme (rupture de séquence)
c'est-à-dire **PC ← adresse de la procédure**

Au retour, PC prend pour valeur l'adresse en sommet de pile puis le sommet est dépilé : **PC ← depiler()**.

Remarque

Ce n'est pas la solution utilisée par le processeur Arm.
↪ mais c'est presque le cas.

Application sur l'exemple



La taille de codage d'une instruction est supposée être égale à 1

10	A1	20	B1
11	A2	21	B2
12	empiler 13; sauter à 20 (B)	22	B3
13	A3	23	retour: dépiler PC
14	empiler 15; sauter à 30 (C)		
15	A4		

```
30 C1
31 empiler 32; sauter à 20 (B)
32 C2
33 si X alors empiler 34; sauter à 30
34 C3
35 C4
36 retour: dépiler PC
```

Trace d'exécution (CT_1)

(1/2)

PC	instructions		état de la pile
10	A1		{}
11	A2		{}
12	saut 20 (B)		empile 13
20		B1	{13}
21		B2	{13}
22		B3	{13}
23		retour	sommet = 13
13	A3		{}
14	saut 30 (C)		empile 15
30		C1	{15}
31		saut 20 (B)	empile 32
20		B1	{32; 15}
21		B2	{32; 15}
22		B3	{32; 15}
23		retour	sommet = 32
32		C2	{15}

Trace d'exécution (CT_1)

(2/2)

33	cond :saut 30 (C)		empile 34
30		C1	{34; 15}
31		saut 20 (B)	empile 32
20			{32; 34; 15}
21			{32; 34; 15}
22			{32; 34; 15}
23			sommet = 32
32		C2	{34; 15}
33		cond :saut 30	(pas d'appel à C)
34		C3	{34; 15}
35		C4	{34; 15}
36		retour	sommet = 34
34	C3		{15}
35	C4		{15}
36	retour		sommet = 15
15	A4		{ }

Appel/retour : solution utilisée avec le processeur Arm \mathcal{CT}_2

Lors de l'appel, l'instruction **BL** réalise un branchement inconditionnel **avec sauvegarde de l'adresse de retour** dans le registre nommé **lr** (*i.e.*, r14).

C'est le programmeur qui doit gérer les sauvegardes dans la pile !

si nécessaire ...

Application sur l'exemple

La taille de codage d'une instruction est supposée être égale à 1

10	A1	20	empiler <i>LR</i>
11	A2	21	B1
12	sauver 13 dans LR; sauter à 20 (B)	22	B2
13	A3	23	B3
14	sauver 15 dans LR; sauter à 30 (C)	24	retour: dépiler dans <i>PC</i>
15	A4		

```

30  empiler LR
31  C1
32  sauver 33 dans LR ; sauter à 20 (B)
33  C2
34  si X alors sauver 35 dans LR; sauter à 30 (C)
35  C3
36  C4
37  retour: dépiler dans PC

```


Application sur l'exemple (version avec le BL d'Arm)

 CT_2

En utilisant l'instruction BL (Branch and Link) d'Arm :

10	A1		20	empiler <i>LR</i>
11	A2		21	B1
12	BL B	(appel)	22	B2
13	A3		23	B3
14	BL C	(appel)	24	retour: dépiler dans <i>PC</i>
15	A4			

```

30 empiler LR
31 C1
32 BL B
33 C2
34 si X alors BL C
35 C3
36 C4
37 retour: dépiler dans PC

```

Remarque

Lorsqu'une procédure n'en appelle pas d'autres,
on parle de procédure **feuille**

↪ la sauvegarde dans la pile n'est pas nécessaire.

C'est le cas de la procédure *B* dans l'exemple.

10	A1 (idem prec.)		20	B1
11	A2		21	B2
12	BL B		22	B3
13	A3		23	BX LR
14	BL C			
15	A4			
30	empiler LR (idem prec.)			
31	C1			
32	BL B			
33	C2			
34	si X alors BL C			
35	C3			
36	C4			
37	retour: dépiler dans PC			

Gestion des variables, des paramètres : généralisation

La gestion des appels en cascade nous a montré que les adresses de retour nécessitent une gestion « en pile »

En fait, c'est le fonctionnement général des appels de procédure qui a cette structure : **chaque variable locale et/ou paramètre est rangé dans la pile** et la case mémoire associée est repérée par son adresse.

Exemple

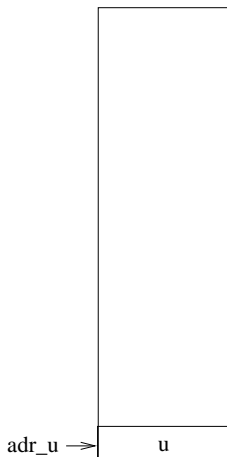
```
//procédure principale, sans paramètre
procédure A
var u : entier
    u=2; B(u+3); u=5+u; B(u)

procédure B (donnée x : entier)
var s, v : entier
    s=x+4 ; C(s+1); v=2; C(s+v)

procédure C (donnée y : entier)
var t : entier
    t=5; écrire(t*4); t=t+1
```

Flot d'exécution en partant de A

Remarque : On supposera que **ecrire** est une procédure qui demande son paramètre dans le registre `r1` (comme en TP)



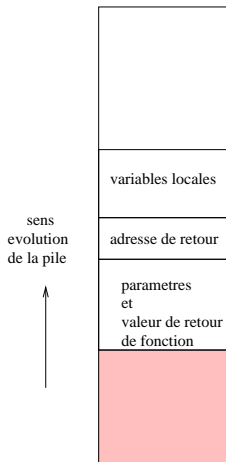
Remarques

Dans l'exemple précédent, nous observons une gestion des zones de mémoire nécessaires pour les paramètres et les variables en pile !

L'approche est identique pour tout : résultats de fonction, paramètres, *etc.*

Et il faut, dans la même pile, sauvegarder les adresses de retour (*cf.* problème des appels en cascade)

Organisation de la pile lors de l'exécution d'une procédure



Organisation du code

appelant P :

préparer les paramètres

BL Q

libérer la place allouée aux paramètres

appelé Q :

sauver l'adresse de retour

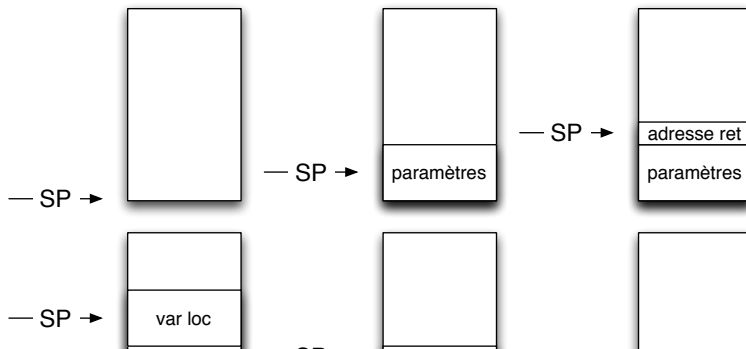
allouer la place pour les variables locales

corps de la fonction

libérer la place réservée pour les var. locales

recupérer adresse de retour

retour



Comment accéder aux variables locales et aux paramètres ?

On pourrait utiliser le pointeur de pile SP :

accès indirect avec déplacement : $[SP, \#dpl]$

$dpl \geq 0$

Mais si on utilise la pile, par exemple pour sauvegarder la valeur d'un registre que l'on souhaite utiliser, il faut re-calculer les déplacements.

Pas pratique !

Pose des problèmes de généralisation

Accès aux variables et paramètres : *frame pointer*

(1/2)

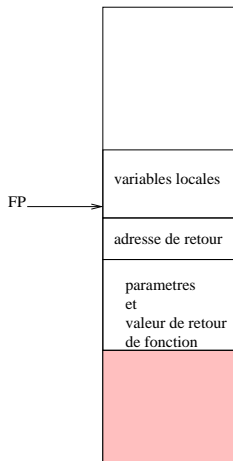
Utiliser un repère sur l'environnement courant (paramètres et variables locales) qui reste **fixe** pendant toute la durée d'exécution de la procédure.

Ce repère est traditionnellement appelé *frame pointer* en compilation

Un registre *frame pointer* existe dans la plupart des architectures de processeur : il est noté **fp** dans le processeur **Arm**.

Accès aux variables et paramètres : *frame pointer*

(2/2)



Accès à un paramètre :

 $[fp, \#dpl_param]$ $dpl_param > 0$

Accès à une variable locale :

 $[fp, \#dpl_varloc]$ $dpl_varloc < 0$

Organisation du code en utilisant le registre *frame pointer*

Comme pour le registre mémorisant l'adresse de retour, le registre `fp` doit être sauvegardé avant d'être utilisé.

appelant P :

préparer les paramètres

BL Q

libérer la place allouée aux paramètres

appelé Q :

sauver l'adresse de retour

sauver l'ancienne valeur de `fp`

placer `fp` pour repérer les nouvelles variables

allouer la place pour les variables locales

corps de la fonction

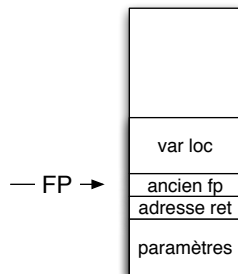
libérer la place réservée pour les var. locales

restaurer `fp`

récupérer adresse de retour

retour

Organisation de la pile lors de l'exécution avec *frame pointer*



Si les adresses sont sur **4 octets** :

- Accès aux variables locales :
adresse de la forme $fp - 4 - \text{déplacement}$
- Accès aux paramètres :
adresse de la forme $fp + 8 + \text{déplacement}$

En Arm : code de B

```

B:
@ sauvegarde adresse retour
push {lr} @ sub sp,sp,#4
           @ str lr,[sp]

push {fp} @ sauvegarde ancien fp

mov fp,sp @ mise en place nouveau fp

sub sp,sp,#8 @ reservation variables locales s,v

@@@ debut du corps de B @@@
ldr r1, [fp,#+8] @ s <- x+4
add r1,r1,#4
str r1,[fp,#-4]

@@@ debut de l'appel a C @@@
ldr r1, [fp,#-4] @ passage de s+1 en parametre de C
add r1,r1,#1
push {r1}

bl C      @ appel C

add sp,sp,#4 @ depile le parametre
@@@ fin de l'appel a C @@@

```

```

@ v<-2
mov r1,#2
str r1,[fp,#-8]

@ passe de s+v en parametre de C
ldr r1, [fp,#-4]
ldr r2, [fp,#-8]
add r1,r1,r2
push {r1}

bl C @ appel C

add sp,sp,#4 @ depile parametre

@@@ fin du corps de B @@@
add sp,sp,#8 @ depile s,v

pop {fp} @ retour a l'ancien fp

@ recuperation adresse retour
pop {lr} @ ldr lr, [sp]
           @ add sp,sp,#4

bx lr @ retour

```

Question

CT₄

Pour le code suivant :

```
procedure B(donnee x : entier)
var s, v : entier
    s=x+4 ; C(s+1); v=2; C(s+v)
```

- **A.)** x se trouve en $fp-8$ et s et v se trouvent en $fp-4$ et $fp-8$
- **B.)** x se trouve en $fp-8$ et s et v se trouvent en $fp+4$ et $fp+8$
- **C.)** x se trouve en $fp+8$ et s et v se trouvent en $fp-4$ et $fp-8$
- **D.)** x se trouve en $fp+8$ et s et v se trouvent en $fp+4$ et $fp+8$
- **E.)** Je ne sais pas

Réponse :

C.) x se trouve en $fp+8$ et s et v se trouvent en $fp-4$ et $fp-8$

Programmation des appels de procédure et fonction (fin)

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Résultat d'une fonction (Qui ? Quand ? Où ?)

- 1 Le résultat d'une fonction est calculé **par l'appelée**
- 2 Le résultat doit être rangé à un emplacement **accessible par l'appelante** de façon à ce que cette dernière puisse le récupérer.

Il faut donc utiliser une zone mémoire **commune** à l'appelante et l'appelée.

Par l'exemple, **la pile**.

Résultat dans la pile (CT_5)

(1/3)

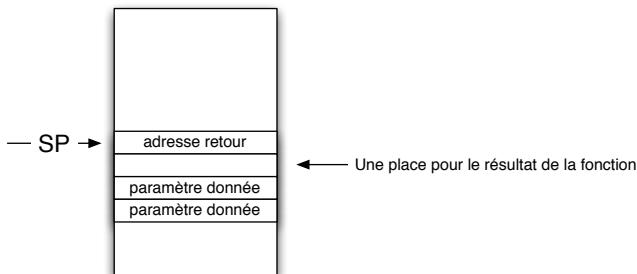
- 1 **Avant l'appel**, l'**appelant** réserve une place pour le résultat dans la pile
- 2 L'**appelée** rangera son résultat dans cette case
- 3 L'**appelant** récupère le contenu du résultat **après le retour** et libère la place.

Résultat dans la pile (CT_5)

(2/3)

Avant l'appel d'une fonction qui a deux paramètres données

- Les valeurs des deux paramètres sont empilés
- Une case est réservée pour le résultat de la fonction

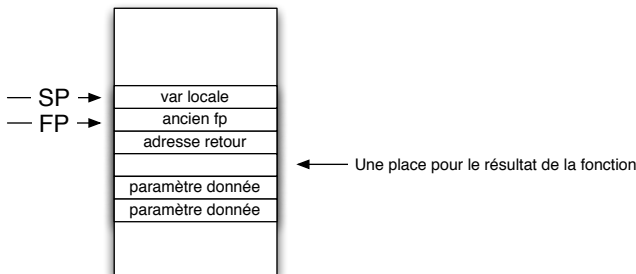


Résultat dans la pile (\mathcal{CT}_5)

(3/3)

Lors de l'exécution du corps de la fonction.

- 1 Les variables locales sont accessibles par une adresse de la forme : $fp - 4 - depl$ avec $depl \geq 0$,
- 2 Les paramètres donnés par les adresses : $fp + 8 + 4$ et $fp + 8 + 8$ et
- 3 La case résultat par l'adresse $fp + 8$.



Structure du code de l'appel et du corps de la fonction \mathcal{CT}_5

appelant P :

préparer et empiler les paramètres
 réserver la place du résultat dans la pile
 appeler $Q : BL \ Q$
 récupérer le résultat
 libérer la place allouée aux paramètres
 libérer la place allouée au résultat

appelé Q :

empiler l'adresse de retour
 empiler la valeur de fp
 placer fp pour repérer les nouvelles variables
 allouer la place pour les variables locales
corps de la fonction Q
 le résultat est rangé **en $fp+8$**
libérer la place allouée aux variables locales
dépiler fp
dépiler l'adresse de retour
retour à l'appelant (P) : $BX \ lr$

Application : fonction `fact` avec des variables localesCT₅

```

int fact (int x) {
    int loc, r;

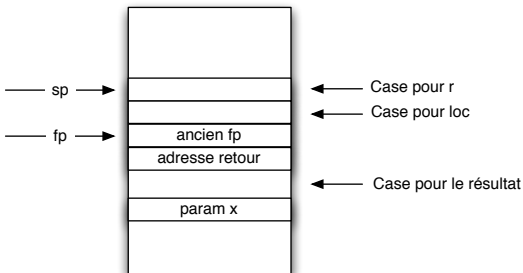
    if (x==0) { r = 1; }
    else { loc = fact (x-1); r = x * loc; }
    return r;
}

main () {
    int n, y;

    ...
    y = fact (n);
    ...
}

```

Etat de la pile lors de l'exécution de `fact` juste après l'appel dans `main`

 CT_5


Nouvelle version de la fonction fact



```

fact:    @ empiler adr retour
        push {lr}
        @ mise en place fp
        @ place pour loc et r
        push {fp}
        mov fp, sp
        sub sp, sp, #8
        @ if x==0 ...
        ldr r0, [fp, #+12]      @ r0=x
        cmp r0, #0
        bne sinon
        @ r = 1
        mov r2, #1
        str r2, [fp, #+8]
        b finsi
sinon:  @ appel fact(x-1)
        @ preparer param et resultat
        sub sp, sp #4
        sub r1, r0, #1          @ r1=x-1
        str r1, [sp]

        sub sp, sp, #4
        bl fact
        ldr r1, [sp]
        add sp, sp, #8
        @ apres l'appel
        str r1, [fp, #-4]
        ldr r0, [fp, #+12]
        ldr r1, [fp, #-4]
        mul r2, r0, r1
        str r2, [fp, #-8]

        @ case resultat
        @ appel
        @ recuperer resultat
        @ desallouer param et res

        @ loc=fact(x-1)
        @ r0=x
        @ r1=loc
        @ x*loc
        @ r=x*loc

        ldr r2, [fp, #-8]
        str r2, [fp, #+8]
        @ return r
        @ recuperer place var loc
        add sp, sp, #8
        pop {fp}
        @ recuperer fp
        @ recuperer lr
        pop {lr}
        bx lr

```


Variables temporaires

Problème :

- Les registres utilisés par une procédure ou une fonction pour des calculs intermédiaires locaux sont modifiés
- Or il serait sain de les retrouver inchangés après un appel de procédure ou fonction

Solution :

- Sauvegarder les registres utilisés : $r0$, $r1$, $r2$... **dans la pile**.
- Et cela doit être fait **avant** de les modifier donc en tout début du code de la procédure ou fonction.

Application à l'exemple de la fonction `fact`

Le code de la fonction `fact` utilise les registres `r0`, `r1`, `r2`.

```
fact:  @ empiler adr retour
       push {lr}
       @ mise en place fp et allocation loc et r
       push {fp}
       mov fp, sp
       sub sp, sp, #8
       @ sauvegarde de r0, r1, et r2 (empiler)
       push {r2}
       push {r1}
       push {r0}
       @ if x==0 ...
       ...

       @ restaurer les registres r0, r1, r2 (depiler)
       pop {r0}
       pop {r1}
       pop {r2}
       @ desallouer var locales
       add sp, sp, #8
       pop {fp} @ ancien fp
       @ depiler adr retour dans lr
       pop {lr}
       bx lr @ retour
```

Convention générique \mathcal{CG} à retenir à l'issue du cours

On aboutit enfin à une convention **générique** permettant de générer du code de **façon systématique**.

↪ la **convention** \mathcal{CG} , à utiliser par la suite.

Comparaison entre CG et C_{gcc}

Notion d'**ABI** (*Application Binary Interface*)

La convention utilisée pour les appels de fonction fait partie de l'**ABI** :

- un contrat entre **appelante** et **appelée**
 - ↪ qui est responsable de sauvegarder les registres ?
 - ↪ De réserver l'espace ?
- un compilateur doit respecter l'ABI pour que le code produit fonctionne
 - ↪ en particulier si on utilise des fonctions de bibliothèques externes !

La convention CG est différente de la convention C_{gcc} que l'on manipulera en TP.

↪ voir plus loin dans le cours pour un résumé de la convention C_{gcc}

↪ en TD, et aux examens, on manipulera la convention CG , à **moins qu'on ne précise autre chose**

Structure générale du code d'un appel et du corps de la fonction ou procédure



appelant P :

- 1) préparer et empiler les paramètres (valeurs et/ou adresses)
- 2) si fonction, réserver une place dans la pile pour le résultat
- 3) appeler Q : BL Q
- 4) si fonction, récupérer le résultat
- 5) libérer la place allouée aux paramètres
- 6) si fonction, libérer la place allouée au résultat

appelée Q :

- 1) empiler l'adresse de retour (lr)
- 2) empiler la valeur f_p de l'appelant
- 3) placer f_p pour repérer les variables de l'appelée
- 4) allouer la place pour les variables locales
- 5) empiler les variables temporaires (registres) utilisées
- 6) **corps de la fonction**
- 7) si fonction, le résultat est rangé en **fp+8**
- 8) dépiler les variables temporaires (registres) utilisées
- 9) libérer la place allouée aux variables locales
- 10) dépiler f_p
- 11) dépiler l'adresse de retour (lr)
- 12) retour à l'appelant : BX lr

Question

(1/2)

Quelle place sur la pile est nécessaire pour l'exécution d'une fonction ayant 2 paramètres, 3 variables locales, 4 registres temporaires ?

- **A.)** une vingtaine d'octets
- **B.)** entre 24 et 44 octets
- **C.)** au moins 48 octets
- **D.)** Je ne sais pas

pour être plus précis, continuer...

Question

(2/2)

Quelle place sur la pile est nécessaire pour l'exécution d'une fonction ayant 2 paramètres, 3 variables locales, 4 registres temporaires ?

- A.) 40 octets
- B.) 44 octets
- C.) 48 octets
- D.) 52 octets
- E.) Je ne sais pas

Réponse : $(2+3+4+1 \text{ (LR)}+1 \text{ (FP)}+1 \text{ (résultat fonction)}) * 4 = 48 \text{ octets}$

Précisions sur la convention C_{gcc}

Pour des raisons d'optimisation et de facilités de programmation, `gcc` utilise la convention suivante :

- les 4 premiers paramètres sont passés dans les registres `R0` à `R3`
 \hookrightarrow s'il y a plus de 4 paramètres, les suivants sont stockés dans la pile
- la valeur de retour de la fonction est stockée dans `R0` (et `R1` si besoin)
- certains registres à sauvegarder par l'**appelante**, d'autres par l'**appelée**

Cette convention est assez similaire à la convention CG , mais utilise moins la pile

\hookrightarrow elle est donc un peu moins "générique" (traitement différent des registres)

Question

Les codes suivants fonctionnent-ils ?

```
procedure incr(x:entier)
  x = x+1;
```

```
n : entier
incr(n);
...
```

```
procedure minus(str:chaîne)
  str[0] = str[0] ou 32
```

```
ch : ''Bonjour''
minus(ch)
...
```

- **A.)** oui (pour les deux)
- **B.)** oui pour incrémente, non pour minuscule
- **C.)** non pour incrémente, oui pour minuscule
- **D.)** non (pour les deux)
- **E.)** Je connais la réponse, mais je ne sais pas dire pourquoi
- **F.)** Je ne sais pas

Réponse : **C.) non pour incrémente, oui pour minuscule**

Situation : comment faire +1 via une fonction ?

- Directe :


```
n : entier
n = n+1;
```

```
procedure inc (x : entier)
x = x+1;
```
- Par procédure :


```
n : entier
inc(n);
```
- Catastrophe, cela ne marche pas
- Le +1 s'effectue pour l'élément situé sur la pile, pas sur l'original !
- C'est le drame du passage de paramètre par valeur
- Solution : passage de paramètre par référence, ou par adresse
(paramètre donnée vs paramètre résultat)

Remarque : des fois, ça marche ou pas ?

Comment faire +1 sur le premier élément d'un tableau ?

- Par procédure :

```
procedure inc (t : tableau d'entiers)
    t [0] = t [0] +1;
```

```
Ns : tableau d'entiers
    inc(Ns);
```

- Cette fois, ça marche !
- Ns (ou t) sont des références ...
- C'est la suite du drame du passage de paramètre par valeur

Autre solution

Si on ne peut pas accéder à une référence...

- Par fonction (et confier l'affectation à l'appelant) :

```
fonction inc (x : entier)
retourne x+1;
```

```
n : entier
n=inc(n);
```

- Par macro (si disponible)

Réalisation, vocabulaire

On se place maintenant dans le cas d'une procédure ayant **des paramètres de type donnée et des paramètres de type résultat**.

```
procedure XX (donnees x, y : entier; resultat z : entier)
u, v : entier
...
u=x;
v=y+2;
...
z=u+v;
...
```

- Les paramètres donnés **ne doivent pas être modifiés par l'exécution de la procédure** : les paramètres effectifs associés à `x` et `y` sont des expressions qui sont évaluées avant l'appel, leurs valeurs étant substituées aux paramètres formels avant de l'exécution du corps de la procédure.
- Le paramètre effectif associé au paramètre formel `resultat z` est une variable **dont la valeur n'est significative qu'après l'appel de la procédure** ; cette valeur est calculée dans le corps de la procédure et affectée à la variable `z` passée en argument.

Notations

Il existe différentes façons de gérer le paramètre z .

Nous n'en étudions qu'une seule : la méthode dite du **passage par adresse**.

Nous utilisons la notation suivante :

```
procedure XX (donnees x, y : entier ; adresse z : entier)
```

```
u,v : entier
```

```
...
```

```
u=x;
```

```
v=y+2;
```

```
...
```

```
mem[z]=u+v ; @ mem[z] designe le contenu de la memoire d'adresse z
```

```
...
```

L'exemple d'appel traité

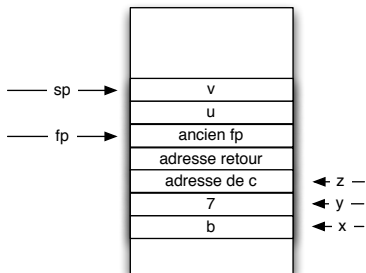
```
a,b,c : entier
```

```
b=3;
```

```
....
```

```
XX (b, 7, adresse de c);
```

Solution : état de la pile lors de l'exécution de la procédure XX



Code de main



```

        .bss
a:      .skip 4
b:      .skip 4
c:      .skip 4
        .text
main:
        ...
        ldr r0, LD_b          ...
        ldr r0, [r0]          @ r0 ← valeur de b
        push {r0}            @ empiler b
                                LD_a: .word a
                                LD_b: .word b
                                LD_c: .word c
        mov r0, #7           @ r0 ← 7
        push {r7}            @ empiler 7

        ldr r0, LD_c          @ r0 ← adresse de c
        sub sp, sp, #4
        push {r0}            @ empiler adresse de c
        bl XX                ...

```

Procédure XX



XX:

...

ldr $r0$, [fp , #+16] @ $u \leftarrow x$ str $r0$, [fp , #-4]ldr $r0$, [fp , #+12] @ $v \leftarrow y + 2$ add $r0$, $r0$, #2str $r0$, [fp , #-8]

...

ldr $r0$, [fp , #-4]ldr $r1$, [fp , #-8]add $r0$, $r0$, $r1$ @ calcul de $u + v$ ldr $r2$, [fp , #+8] @ $r2 \leftarrow z$, i.e., adresse c str $r0$, [$r2$] @ $mem[z] \leftarrow u + v$, i.e., $mem[adresse\ c] \leftarrow u + v$

...

Conclusion/Rappel : Structure générale du code d'un appel et du corps de la fonction ou procédure

CG

appelant P :

- 1) préparer et empiler les paramètres (valeurs et/ou adresses)
- 2) si fonction, réserver une place dans la pile pour le résultat
- 3) appeler Q : BL Q
- 4) si fonction, récupérer le résultat
- 5) libérer la place allouée aux paramètres
- 6) si fonction, libérer la place allouée au résultat

appelée Q :

- 1) empiler l'adresse de retour (lr)
- 2) empiler la valeur f_p de l'appelant
- 3) placer f_p pour repérer les variables de l'appelée
- 4) allouer la place pour les variables locales
- 5) empiler les variables temporaires (registres) utilisées
- 6) **corps de la fonction**
- 7) si fonction, le résultat est rangé en **fp+8**
- 8) dépiler les variables temporaires (registres) utilisées
- 9) libérer la place allouée aux variables locales
- 10) dépiler f_p
- 11) dépiler l'adresse de retour (lr)
- 12) retour à l'appelant : BX lr

La vie des programmes

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Plan

- 1 Introduction
- 2 Synthèse
- 3 Compilation haut niveau
- 4 Compilation assembleur
- 5 Editeur de liens

Aujourd'hui

Nous allons étudier en détail **les différentes étapes de compilation** permettant de produire un exécutable à partir d'un ou plusieurs fichiers sources.

Remarque : lorsque l'on compile plusieurs fichiers sources en un seul exécutable, on parle de **compilation séparée**.

Analyse et synthèse

La compilation comporte deux phases :

- ① Phase d'analyse
 - Pré-traitement
 - Analyse lexicale
 - Analyse syntaxique
 - Analyse sémantique
- ② Phase de synthèse de code
 - Génération de code intermédiaire
 - Optimisation de code intermédiaire
 - Génération de code cible

Dans ce cours, nous nous préoccupons surtout de la seconde phase.

Compilation et interprétation

L'exécution d'un programme peut être effectué via :

- un compilateur (le programme est transformé en langage machine par le compilateur, puis chargé en mémoire vive par le chargeur et exécuté par la machine)
- un interpréteur (le programme est transformé et interprété par l'interpréteur [qui s'exécute sur la machine])

Compilateurs et interpréteurs partagent la première phase de travail (phase d'analyse).

Compilateurs et interpréteurs se distinguent au moment de l'exécution :

- le code cible produit par un compilateur est exécuté directement par la machine cible
- la structure intermédiaire obtenue par l'interpréteur est exécutée par l'interpréteur lui-même (comme sur une machine virtuelle)

Un exemple en langage C

```
/* fichier fonctions.c */
int somme (int *t, int n) {
  int i, s;
  s = 0;
  for (i=0;i<n;i++) s = s + t[i];
  return (s); }

int max (int *t, int n) {
  int i, m;
  m = t[0];
  for (i=1;i<n;i++) if (m < t[i]) m = t[i];
  return (m); }

=====

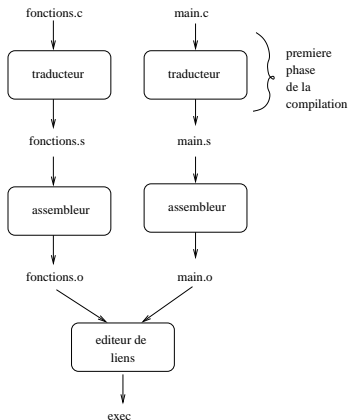
/* fichier main.c */
extern int somme (int *t, int n);
extern int max (int *t, int n);

#define TAILLE 10
static int TAB [TAILLE];

main () {
  int i,u,v;
  for (i=0;i<TAILLE;i++) scanf ("%d", &TAB[i]);
  u = somme (TAB, TAILLE);
  v = max (TAB, TAILLE); }
```

- Dans le fichier `main.c` les fonctions `somme` et `max` sont dites **importées** : elles sont définies dans un autre fichier.
- Dans le fichier `fonctions.c`, `somme` et `max` sont dites **exportées** : elles sont utilisables dans un autre fichier.

Compilation haut niveau



Remarque : la phase de traduction comporte une phase de pré-traitement dite phase de « pré-compilation » où le code source est transformé en code source « enrichi » (les directives de pré-compilations `#` sont traitées)

- Pour « compiler », produire un exécutable, on enchaîne les commandes :
 - `gcc -c fonctions.c`
 - `gcc -c main.c`
 - `gcc -o exec main.o fonctions.o`
- La commande `gcc -c main.c` produit un fichier appelé `main.o`.
- La commande `gcc -c fonctions.c` produit un fichier `fonctions.o`.
- Les fichiers `fonctions.o` et `main.o` contiennent du **binaire translatable**, c'est-à-dire, du code binaire qui ne peut pas directement être exécuté en mémoire.
- La commande `gcc -o exec main.o fonctions.o` produit le fichier `exec` qui contient du **binaire exécutable**. Ce fichier résulte de la liaison des deux fichiers **objets** (`.o`). On parle d'**édition de liens**.
- **Remarque** : `gcc` cache l'appel à différents outils (logiciels).

Exemple avec ARM : `essai.s` et `lib.s`

`essai.s`

```
.text
.global main
main:
    mov r0, #0
bcle: cmp r0, #10
    beq fin
    ldr r3, LD_xx
    ldr r2, [r3]
    bl add1
    str r2, [r3]
    add r0, r0, #1
    b bcle
fin:  bx lr
LD_xx: .word xx
    .data
    .word 99
xx: .word 3
```

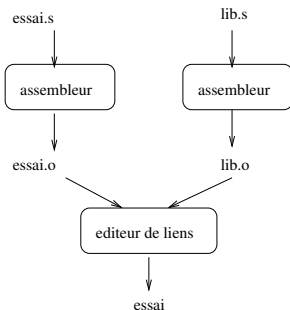
`lib.s`

```
.text

.global add1

add1 : add r2, r2, #1
      bx lr
```

Compilation en assembleur



- Pour « compiler », on enchaîne les commandes :
 - `arm-eabi-gcc -c essai.s`
 - `arm-eabi-gcc -c lib.s`
 - `arm-eabi-gcc -o essai essai.o lib.o`
- Les commandes `arm-eabi-gcc -c essai.s` et `arm-eabi-gcc -c lib.s` produisent les fichiers `essai.o` et `lib.o`.
- Les fichiers `essai.o` et `lib.o` contiennent du **binaire translatable**.
- La commande `arm-eabi-gcc -o essai essai.o lib.o` produit le fichier `essai` qui contient du **binaire exécutable**. Ce fichier résulte de la liaison des deux fichiers **objets** (.o). On parle d'**édition de liens**.
- **Remarque :** `arm-eabi-gcc` cache différents outils.
 - La commande `arm-eabi-gcc` appliqué à un fichier .s avec l'option `-c` correspond à la commande `arm-eabi-as`.
 - La commande `arm-eabi-gcc` avec l'option utilisée avec `-o` correspond à la commande d'édition de liens `arm-eabi-ld`.

Du langage C vers l'assembleur (ou un code intermédiaire)

- L'objectif d'un langage de haut niveau type langage C est de permettre au programmeur de **s'abstraire** des détails inhérents au fonctionnement de la machine.
- Il permet de manipuler des concepts bien plus **élaborés**.
- Mais il empêche la gestion de certains de ces détails.
- La première phase de la compilation consiste en **la traduction systématique** d'une syntaxe complexe en un langage plus simple et plus proche de la machine (langage machine ou code intermédiaire).

Exemple : traduction d'une conditionnelle

Prenons une conditionnelle :

```
si Condition alors { ListeInstructions }
```

elle sera traduite selon le schéma (récursif) :

```
etiq_debut:
```

```
    traduction(Condition) avec positionnement de ZNCV  
    branch si (non vérifiée) a etiq_suite  
    traduction(ListeInstruction)
```

```
etiq_suite:
```

Les schémas de traduction

Il y a ainsi, des schémas (récursifs) de traduction prévus pour toutes les règles de grammaire décrivant les concepts du langage de programmation. Ces schémas sont définis pour un type de machine (large).

Exemples de schémas :

- pour l'évaluation d'opérateurs arithmétiques
- pour l'évaluation d'opérateurs relationnels
- pour l'affectation
- pour les structures de contrôle
- pour la définition de fonctions
- etc.

Premier cas

```
.text
.global main
main:
    mov r0, #0
bcle: cmp r0, #10
    beq fin
    ldr r3, LD_xx
    ldr r2, [r3]
    bl add1
    str r2, [r3]
    add r0, r0, #1
    b bcle
fin:   bx lr
LD_xx: .word xx
    .data
    .word 99
xx:   .word 3
```

L'adresse associée au symbole `xx` est :
adresse de début de la zone `data` + 4
mais encore faut-il connaître l'adresse
de début de la zone `data` !

Si on considère que la zone `data` est
chargée à l'adresse **0**, l'adresse
associée à `xx` est alors **4**. Si on doit
traduire le programme à l'adresse
2000, il faut se rappeler que à l'adresse
`LD_xx` on doit modifier la valeur **4** en
2000 + 4.

Cette information à mémoriser est
appelée **une donnée de translation**
(**relocation** en anglais).

Deuxième cas

(1/2)

```
.text
.global main
main:
    mov r0, #0
bcle: cmp r0, #10
    beq fin
        ldr r3, LD_xx
        ldr r2, [r3]
        bl add1
        str r2, [r3]
        add r0, r0, #1
        b bcle
fin:    bx lr
LD_xx: .word xx
        .data
        .word 99
xx:    .word 3
```

- Dans le fichier `essai.o` il n'est pas possible de calculer le déplacement de l'instruction `bl` `add1` puisque l'on ne sait pas où est l'étiquette `add1` quand l'assembleur traite le fichier `essai.s`. En effet l'étiquette est dans un autre fichier : `lib.s`
- **Reprenons l'exemple en langage C.** Suite à la traduction en langage d'assemblage, dans le fichier `main.s` les références aux fonctions `somme` et `max` ne peuvent être complétées car les fonctions en question ne sont pas définies dans le fichier `main.c` mais dans `fonctions.c`.

Deuxième cas

(2/2)

Que faire pour trouver la(/les) adresse(s), le(s) déplacement(s) ?

- Dans le deuxième cas on ne peut rien faire
- Pour l'instant, la traduction va être incomplète

Que contient un fichier .s ?

```
.text
.global main
main:
    mov r0, #0
bcle: cmp r0, #10
    beq fin
        ldr r3, LD_xx
        ldr r2, [r3]
        bl add1
        str r2, [r3]
        add r0, r0, #1
        b bcle
fin:    bx lr
LD_xx: .word xx
        .data
        .word 99
xx:    .word 3
```

- **des directives** : .data, .bss, .text, .word, .hword, .byte, .skip, .asciz, .align
- **des étiquettes** appelées aussi symboles
- **des instructions** du processeur
- **des commentaires** :@ blabla

Note : Parfois une directive (.org) permet de fixer l'adresse où sera logé le programme en mémoire. Cette facilité permet alors de calculer certaines adresses dès la phase d'assemblage.

Que contient un fichier .o ?

- un **entête** contenant la taille du fichier, les adresses des différentes tables, la taille de la zone de données non initialisées (bss), etc.
- la **zone de données** (data) parfois incomplète
- la **zone des instructions** (text) parfois incomplète
- les informations associées à chaque symbole rangées dans une section appelée : **table des symboles**.
- les informations permettant de compléter ce qui n'a pu être calculé... On les appelle **informations de translation** et l'ensemble de ces informations est rangé dans une section particulière appelée **table de translation**.
- une **table des chaînes** à laquelle la table des symboles fait référence.

Exemple : `essai.o`, entête

On obtient l'entête avec la commande `arm-eabi-readelf -a essai.o`.

ELF Header:

```
Magic: 7f 45 4c 46 01 01 01 61 00 00 00 00 00 00 00 00
Class: ELF32
Data: 2's complement, little endian
Version: 1 (current)
OS/ABI: ARM
ABI Version: 0
Type: REL (Relocatable file)
Machine: ARM
Version: 0x1
Entry point address: 0x0
Start of program headers: 0 (bytes into file)
Start of section headers: 184 (bytes into file)
Flags: 0x0
Size of this header: 52 (bytes)
Size of program headers: 0 (bytes)
Number of program headers: 0
Size of section headers: 40 (bytes)
Number of section headers: 9
Section header string table index: 6
```

Exemple : `essai.o`, organisation des tables

On obtient l'entête avec la commande `arm-eabi-readelf -a essai.o` (suite).

Section Headers:

[Nr]	Name	Type	Addr	Off	Size	ES	Flg	Lk	Inf	Al
[0]		NULL	00000000	000000	000000	00		0	0	0
[1]	<code>.text</code>	PROGBITS	00000000	000034	00002c	00	AX	0	0	1
[2]	<code>.rel.text</code>	REL	00000000	00033c	000018	08		7	1	4
[3]	<code>.data</code>	PROGBITS	00000000	000060	000008	00	WA	0	0	1
[4]	<code>.bss</code>	NOBITS	00000000	000068	000000	00	WA	0	0	1
[5]	<code>.ARM.attributes</code>	ARM_ATTRIBUTES	00000000	000068	000010	00		0	0	1
[6]	<code>.shstrtab</code>	STRTAB	00000000	000078	000040	00		0	0	1
[7]	<code>.symtab</code>	SYMTAB	00000000	000220	0000f0	10		8	12	4
[8]	<code>.strtab</code>	STRTAB	00000000	000310	000029	00		0	0	1

Key to Flags:

W (write), A (alloc), X (execute), M (merge), S (strings)

I (info), L (link order), G (group), x (unknown)

O (extra OS processing required) o (OS specific), p (processor specific)

Exemple : `essai.o`, zone `.data`

On obtient la zone `.data` avec la commande `arm-eabi-objdump -s -j .data essai.o`.

```
essai.o:      format de fichier elf32-littlearm
```

```
Contenu de la section .data:  
0000 63000000 03000000
```


Exemple : `essai.o`, zone `text`

On obtient la zone `.text` avec la commande `arm-eabi-objdump -j .text -s essai.o`.

```
essai.o:      format de fichier elf32-littlearm
```

Contenu de la section `.text`:

```
0000 0000a0e3 0a0050e3 0500000a 14309fe5
0010 002093e5 feffffeb 002083e5 010080e2
0020 f7ffffea feffffea 04000000
```

Exemple : essai.o, zone text

La zone `.text` avec désassemblage avec la commande `arm-eabi-objdump -j .text -d essai.o`.

Disassembly of section `.text`:

00000000 <main>:

0: e3a00000 mov r0, #0

00000004 <bcle>:

4: e350000a cmp r0, #10

8: 0a000005 beq 24 <fin>

c: e59f3014 ldr r3, [pc, #20] ; 28 <LD_xx>

10: e5932000 ldr r2, [r3]

14: ebffffffe bl 0 <add1>

18: e5832000 str r2, [r3]

1c: e2800001 add r0, r0, #1

20: eaffffff7 b 4 <bcle>

00000024 <fin>:

24: eaffffffe b 0 <exit>

00000028 <LD_xx>:

28: 00000004 .word 0x00000004

Rappel : `essai.o`, organisation des tables

On obtient l'entête avec la commande `arm-eabi-readelf -a essai.o` (suite).

Section Headers:

[Nr]	Name	Type	Addr	Off	Size	ES	Flg	Lk	Inf	Al
[0]		NULL	00000000	000000	000000	00		0	0	0
[1]	<code>.text</code>	PROGBITS	00000000	000034	00002c	00	AX	0	0	1
[2]	<code>.rel.text</code>	REL	00000000	00033c	000018	08		7	1	4
[3]	<code>.data</code>	PROGBITS	00000000	000060	000008	00	WA	0	0	1
[4]	<code>.bss</code>	NOBITS	00000000	000068	000000	00	WA	0	0	1
[5]	<code>.ARM.attributes</code>	ARM_ATTRIBUTES	00000000	000068	000010	00		0	0	1
[6]	<code>.shstrtab</code>	STRTAB	00000000	000078	000040	00		0	0	1
[7]	<code>.symtab</code>	SYMTAB	00000000	000220	0000f0	10		8	12	4
[8]	<code>.strtab</code>	STRTAB	00000000	000310	000029	00		0	0	1

Key to Flags:

W (write), A (alloc), X (execute), M (merge), S (strings)

I (info), L (link order), G (group), x (unknown)

O (extra OS processing required) o (OS specific), p (processor specific)

Exemple : essai.o, table des symboles

On obtient l'entête avec la commande `arm-eabi-readelf -s essai.o`.

Symbol table '.symtab' contains 15 entries:

Num:	Value	Size	Type	Bind	Vis	Ndx	Name
0:	00000000	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	UND	
1:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	1	
2:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	3	
3:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	4	
4:	00000000	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	1	\$a
5:	00000004	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	1	bcle
6:	00000024	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	1	fin
7:	00000028	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	1	LD_xx
8:	00000028	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	1	\$d
9:	00000004	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	3	xx
10:	00000000	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	3	\$d
11:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	5	
12:	00000000	0	NOTYPE	GLOBAL	DEFAULT	1	main
13:	00000000	0	NOTYPE	GLOBAL	DEFAULT	UND	addl
14:	00000000	0	NOTYPE	GLOBAL	DEFAULT	UND	exit

Exemple : `essai.o`, table de translation

On obtient la table de translation avec la commande `arm-eabi-readelf -a essai.o`.

Relocation section '`.rel.text`' at offset `0x33c` contains 3 entries:

Offset	Info	Type	Sym.Value	Sym. Name
00000014	00000d01	R_ARM_PC24	00000000	add1
00000024	00000e01	R_ARM_PC24	00000000	exit
00000028	00000202	R_ARM_ABS32	00000000	.data

Suite exemple : lib.o, organisation des tables

Section Headers:

[Nr]	Name	Type	Addr	Off	Size	ES	Flg	Lk	Inf	Al
[0]		NULL	00000000	000000	000000	00		0	0	0
[1]	.text	PROGBITS	00000000	000034	000008	00	AX	0	0	1
[2]	.data	PROGBITS	00000000	00003c	000000	00	WA	0	0	1
[3]	.bss	NOBITS	00000000	00003c	000000	00	WA	0	0	1
[4]	.ARM.attributes	ARM_ATTRIBUTES	00000000	00003c	000010	00		0	0	1
[5]	.shstrtab	STRTAB	00000000	00004c	00003c	00		0	0	1
[6]	.symtab	SYMTAB	00000000	0001c8	000070	10		7	6	4
[7]	.strtab	STRTAB	00000000	000238	000009	00		0	0	1

Key to Flags:

W (write), A (alloc), X (execute), M (merge), S (strings)

I (info), L (link order), G (group), x (unknown)

O (extra OS processing required) o (OS specific), p (processor specific)

Suite exemple : lib.o, tables des symboles

Symbol table '.symtab' contains 7 entries:

Num:	Value	Size	Type	Bind	Vis	Ndx	Name
0:	00000000	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	UND	
1:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	1	
2:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	2	
3:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	3	
4:	00000000	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	1	\$a
5:	00000000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	4	
6:	00000000	0	NOTYPE	GLOBAL	DEFAULT	1	add1

Etapes d'un assembleur

- 1 **Reconnaissance de la syntaxe** (lexicographie et syntaxe)
- 2 **Repérage des symboles.** Fabrication de la table des symboles utilisée par la suite dès qu'une référence à un symbole apparaît.
- 3 **Traduction** = production du binaire.

Rôle de l'éditeur de liens

Le travail de l'**éditeur de liens** consiste à :

- **Identifier** les symboles définis et exportés d'un côté et les symboles non définis de l'autre (importés).
- **Rassembler** les zones de même type et effectuer les corrections nécessaires.

Remarque : L'édition de liens rassemble des fichiers objets.

L'assembleur ne peut pas produire du binaire exécutable

↪ il produit un binaire incomplet dans lequel il conserve des informations permettant de le compléter plus tard.

La phase d'édition de liens, bien qu'elle permette de résoudre les problèmes de noms globaux, produit elle aussi du binaire incomplet car les adresses d'implantation des zones `text` et `data` ne sont pas connues.

Phase de chargement : production de binaire exécutable

Le calcul des adresses définitives peut avoir lieu de **façon statique** ou de **façon dynamique** (au moment où on en a besoin).

Deux solutions possibles :

- édition de liens au moment du chargement en mémoire (au lieu de rassembler le contenu de deux fichiers complets, on ne charge que le code des fonctions utilisées, par ex. pour les bibliothèques) ou
- édition de liens au moment de l'exécution (appel de la fonction) ce qui permet de partager des fonctions et de ne pas charger en mémoire plusieurs fois le même code.

Que contient un fichier exécutable ?

entête

ELF Header:

```
Magic: 7f 45 4c 46 01 01 01 61 00 00 00 00 00 00 00
Class: ELF32
Data: 2's complement, little endian
Version: 1 (current)
OS/ABI: ARM
ABI Version: 0
Type: EXEC (Executable file)
Machine: ARM
Version: 0x1
Entry point address: 0x810c
Start of program headers: 52 (bytes into file)
Start of section headers: 144432 (bytes into file)
Flags: 0x2, has entry point, GNU EABI
Size of this header: 52 (bytes)
Size of program headers: 32 (bytes)
Number of program headers: 2
Size of section headers: 40 (bytes)
Number of section headers: 24
Section header string table index: 21
```

Que contient un fichier exécutable ? organisation des tables

Section Headers:

[Nr]	Name	Type	Addr	Off	Size	ES	Flg	Lk	Inf	Al
[0]		NULL	00000000	000000	000000	00		0	0	0
[1]	.init	PROGBITS	00008000	008000	000020	00	AX	0	0	4
[2]	.text	PROGBITS	00008020	008020	002500	00	AX	0	0	4
[3]	.fini	PROGBITS	0000a520	00a520	00001c	00	AX	0	0	4
[4]	.rodata	PROGBITS	0000a53c	00a53c	00000c	00	A	0	0	4
[5]	.eh_frame	PROGBITS	0000a548	00a548	00083c	00	A	0	0	4
[6]	.ctors	PROGBITS	00012d84	00ad84	000008	00	WA	0	0	4
[7]	.dtors	PROGBITS	00012d8c	00ad8c	000008	00	WA	0	0	4
[8]	.jcr	PROGBITS	00012d94	00ad94	000004	00	WA	0	0	4
[9]	.data	PROGBITS	00012d98	00ad98	00095c	00	WA	0	0	4
[10]	.bss	NOBITS	000136f4	00b6f4	000108	00	WA	0	0	4
[11]	.comment	PROGBITS	00000000	00b6f4	0001e6	00		0	0	1
[12]	.debug_aranges	PROGBITS	00000000	00b8e0	000350	00		0	0	8
[13]	.debug_pubnames	PROGBITS	00000000	00bc30	00069c	00		0	0	1
[14]	.debug_info	PROGBITS	00000000	00c2cc	00ea53	00		0	0	1
[15]	.debug_abbrev	PROGBITS	00000000	01ad1f	002956	00		0	0	1
[16]	.debug_line	PROGBITS	00000000	01d675	002444	00		0	0	1
[17]	.debug_str	PROGBITS	00000000	01fab9	001439	01	MS	0	0	1
[18]	.debug_loc	PROGBITS	00000000	020ef2	002163	00		0	0	1
[19]	.debug_ranges	PROGBITS	00000000	023058	0002e8	00		0	0	8
[20]	.ARM.attributes	ARM_ATTRIBUTES	00000000	023340	000010	00		0	0	1
[21]	.shstrtab	STRTAB	00000000	023350	0000df	00		0	0	1
[22]	.symtab	SYMTAB	00000000	0237f0	0013e0	10		23	213	4
[23]	.strtab	STRTAB	00000000	024bd0	0007d1	00		0	0	1

Que contient un fichier exécutable ?

table des symboles

Symbol table '.symtab' contains 318 entries:

Num:	Value	Size	Type	Bind	Vis	Ndx	Name
0:	00000000	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	UND	
1:	00008000	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	1	
2:	00008020	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	2	
3:	0000a520	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	3	
.....							
9:	00012ea8	0	SECTION	LOCAL	DEFAULT	9	
.....							
74:	0000821c	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	2	bcle
75:	0000823c	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	2	fin
76:	00008240	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	2	LD_xx
77:	00008240	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	2	\$d
78:	00012eb4	0	NOTYPE	LOCAL	DEFAULT	9	xx
.....							
230:	00008244	0	NOTYPE	GLOBAL	DEFAULT	2	addl
.....							

Que contient un fichier exécutable ?

section data

Contents of section .data:

.....

12ea8 00000000 00000000 63000000 03000000

.....

Que contient un fichier exécutable ?

section text

```
00008218 <main>:
    8218: e3a00000  mov r0, #0

0000821c <bcle>:s
    821c: e350000a  cmp r0, #10
    8220: 0a000005  beq 823c <fin>
    8224: e59f3014  ldr r3, [pc, #20] ; 8240 <LD_xx>
    8228: e5932000  ldr r2, [r3]
    822c: eb000004  bl 8244 <add1>
    8230: e5832000  str r2, [r3]
    8234: e2800001  add r0, r0, #1
    8238: ea000007  b 821c <bcle>

0000823c <fin>:
    823c: ea000007  b 8260 <exit>

00008240 <LD_xx>:
    8240: 00012eb4  .word 0x00012eb4

00008244 <add1>:
    8244: e2822001  add r2, r2, #1
    8248: e1a0f00e  bx      lr
```

Organisation interne d'un ordinateur

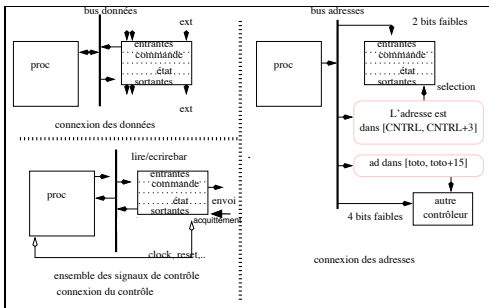
Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024

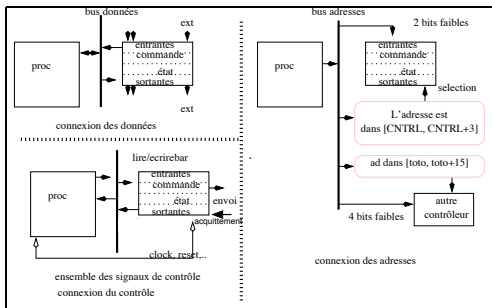


Etude du matériel d'entrées-sorties : *les entrées*



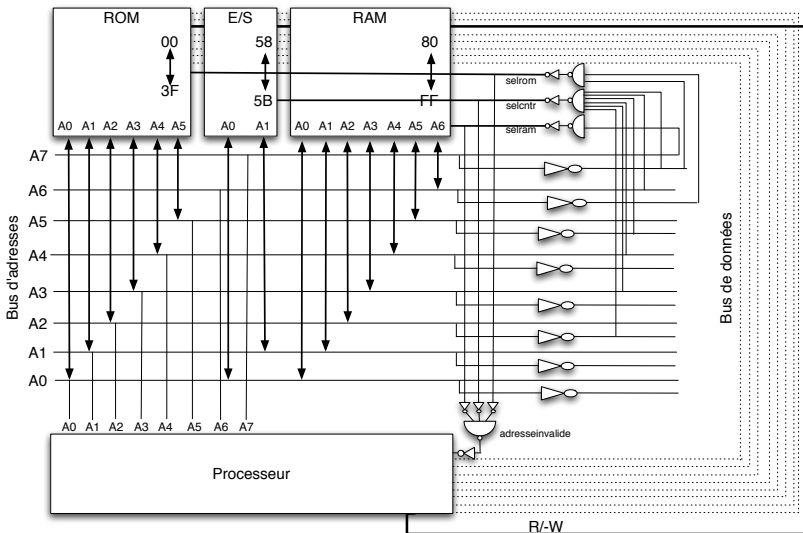
- bus données (lié au processeur)
- deux bits de bus adresses (pour sélectionner l'un des 4 mots CNTRL +0, +1, +2 ou +3)
- un signal de sélection provenant du **décodeur d'adresses**
- le signal $Read/Write$ du processeur
- un paquet de données (8 fils) venant du monde extérieur. Disons pour simplifier 8 interrupteurs
- le signal d'horloge (par exemple le même que le processeur). On peut raisonner comme si, à chaque front de l'horloge la valeur venant des interrupteurs était échantillonnée dans le registre $M_{données\ entr}$.
- une entrée **ACQUITTEMENT** si c'est un contrôleur de sortie.

Etude du matériel d'entrées-sorties : *les sorties*



- Il délivre sur le bus données du processeur le contenu du registre $M_{donnéesentr}$ si il y a **sélection, lecture et adressage** de $M_{donnéesentr}$, c'est-à-dire si le processeur exécute une instruction LOAD à l'adresse $CNTRL + 3$
- Il délivre sur le bus données du processeur le contenu du registre $M_{état}$ si il y a **sélection, lecture et adressage** de $M_{état}$, c'est-à-dire si le processeur exécute une instruction LOAD à l'adresse $CNTRL + 1$.
- On peut raisonner comme si le contenu du registre $M_{donnéesent}$ était affiché en permanence sur 8 pattes de sorties vers l'extérieur (8 diodes, par exemple).
- Une sortie **ENVOI** si c'est un contrôleur de sortie.

Connexions processeur/contrôleur/mémoires/décodage



Introduction à la structure interne des processeurs : une machine à 5 instructions

Bruno Ferres Kevin Marquet Denis Bouhineau
basé sur un cours de Fabienne Carrier & Stéphane Devismes

Université Grenoble Alpes

19 décembre 2024



Les instructions

Les instructions sont décrites ci-dessous. On donne pour chacune une **syntaxe de langage d'assemblage**, ainsi que l'effet (la **sémantique**) de l'instruction.

- `clr` : mise à zéro du registre ACC.
- `ld #vi` : chargement de la valeur immédiate `vi` dans ACC.
- `st ad` : rangement en mémoire à l'adresse `ad` du contenu de ACC.
- `jmp ad` : saut à l'adresse `ad`.
- `add ad` : mise à jour de ACC avec la somme du contenu de ACC et du mot mémoire d'adresse `ad`.

Codage des instructions

Les instructions sont codées sur **1 ou 2 mots de 4 bits chacuns** :

- le premier mot représente le code de l'opération : (clr, ld, st, jmp, add);
- le deuxième mot, s'il existe, contient une **opérande** (une adresse ou bien une constante).

Le codage est le suivant :

clr	1	
ld #vi	2	vi
st ad	3	ad
jmp ad	4	ad
add ad	5	ad

Exemple de programme

(1/2)

```
        ld #3
        st 8
et:     add 8
        jmp et
```

Que contient la mémoire après assemblage (traduction en binaire) et chargement en mémoire ? On suppose que l'adresse de chargement est 0.

	@	val.	asm
	0	2	ld #3
	1	3	
	2	3	st 8
	3	8	
et:	4	5	add 8
	5	8	
	6	4	jmp 4 (jmp et)
	7	4	
	8	?	

Algorithme d'interprétation

En adoptant un point de vue fonctionnel, en considérant les ressources du processeur comme les variables d'un programme, l'algorithme d'interprétation des instructions peut être décrit de la façon suivante :

pc \leftarrow 0

tantque vrai

selon mem[pc]

mem[pc]=1 {clr} : acc \leftarrow 0 pc \leftarrow pc+1

mem[pc]=2 {ld} : acc \leftarrow mem[pc+1] pc \leftarrow pc+2

mem[pc]=3 {st} : mem[mem[pc+1]] \leftarrow acc pc \leftarrow pc+2

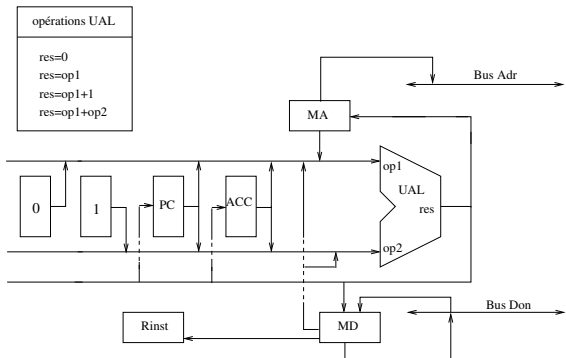
mem[pc]=4 {jmp} : pc \leftarrow mem[pc+1]

mem[pc]=5 {add} : acc \leftarrow acc + mem[mem[pc+1]] pc \leftarrow pc+2

Exercice : Dérouler l'exécution du programme précédent en utilisant cet algorithme.

Partie opérative

Le processeur comporte une partie qui permet de stocker des informations dans des registres (visibles ou non du programmeur), de faire des calculs (+, -, &, ...). Cette partie est reliée à la mémoire par **les bus adresses et données**.
On l'appelle **Partie Opérative** (ou PO).



Micro-actions et micro-conditions

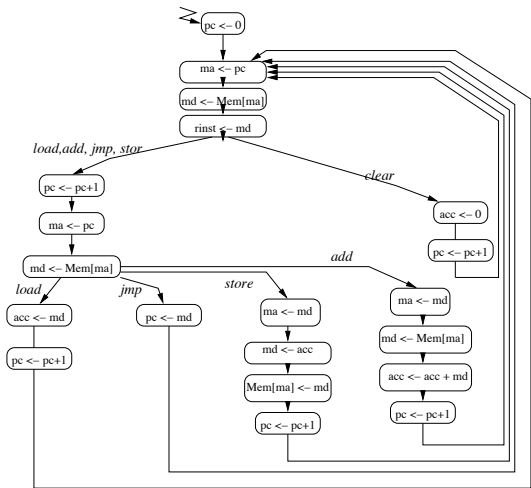
On fait des hypothèses **FORTES** sur les transferts possibles :

$\mathbf{md} \leftarrow \mathbf{mem}[\mathbf{ma}]$	lecture d'un mot mémoire.	C'est la seule possibilité en lecture !
$\mathbf{mem}[\mathbf{ma}] \leftarrow \mathbf{md}$	écriture d'un mot mémoire	C'est la seule possibilité en écriture !
$\mathbf{rinst} \leftarrow \mathbf{md}$	affectation	C'est la seule affectation possible dans \mathbf{rinst}
$\mathbf{reg}_0 \leftarrow \mathbf{0}$	affectation	\mathbf{reg}_0 est pc, acc, ma, ou md
$\mathbf{reg}_0 \leftarrow \mathbf{reg}_1$	affectation	\mathbf{reg}_0 est pc, acc, ma, ou md \mathbf{reg}_1 est pc, acc, ma, ou md
$\mathbf{reg}_0 \leftarrow \mathbf{reg}_1 + 1$	incréméntation	\mathbf{reg}_0 est pc, acc, ma, ou md \mathbf{reg}_1 est pc, acc, ma, ou md
$\mathbf{reg}_0 \leftarrow \mathbf{reg}_1 + \mathbf{reg}_2$	opération	\mathbf{reg}_0 est pc, acc, ma, ou md \mathbf{reg}_1 est pc, acc, ma, ou md \mathbf{reg}_2 est pc, acc, ou md

On fait aussi des hypothèses sur les tests : ($\mathbf{rinst} = \text{entier}$)

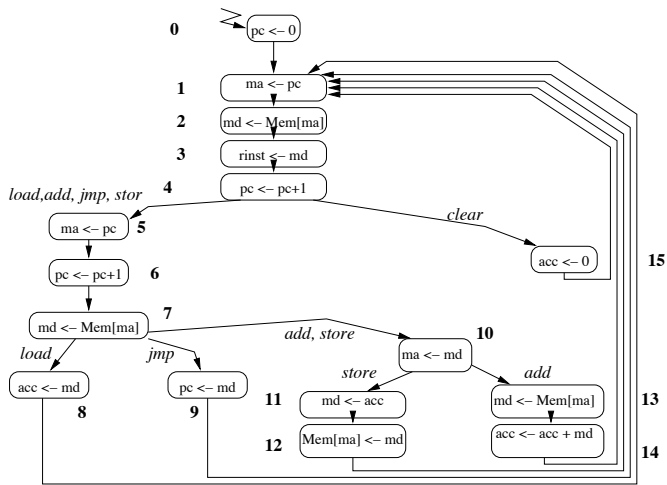
Ces types de transferts et les tests constituent **le langage des micro-actions et des micro-conditions.**

Une première version



Remarque : La notation de la condition `clear` doit être comprise comme le booléen `rinst = 1`.

Version amélioré de l'automate



Version améliorée de l'automate d'interprétation du langage machine (**Partie Contrôle**)

Question

(1/2)

Combien de “temps” pour un `ld`? (en considérant que les lectures prennent 2 “temps” et les écritures 3 “temps”)

- A.) 9 “temps” ou moins
- B.) 10-11 “temps”
- C.) 12-13 “temps”
- D.) 14 “temps” ou plus
- E.) Je ne sais pas

Réponse : B.) 10 “temps”

Question

(2/2)

Combien de “temps” pour un `st` ? (en considérant que les lectures prennent 2 “temps” et les écritures 3 “temps”)

- A.) 9 “temps” ou moins
- B.) 10-11 “temps”
- C.) 12-13 “temps”
- D.) 14 “temps” ou plus
- E.) Je ne sais pas

Réponse : **D.) 14 “temps”**

Exemple de code

étiquette	mnémonique ou directive	référence	mode adressage
	.text		
debut :	clr		
	ld	#8	immédiat
ici :	st	xx	absolu ou direct
	add	xx	absolu ou direct
	jmp	ici	absolu ou direct
	.data		
xx :			

Exercice : Que contient la mémoire après chargement en supposant que l'adresse de chargement est 0 et que xx est l'adresse 15.

Contenu en mémoire

adresse	valeur	origine
0	1	clr
1	2	load
2	8	val immédiate
3	3	store
4	15	adresse zone data
5	5	add
6	15	adresse zone data
7	4	jump
8	3	adresse de "ici"
...
15	variable	non initialisée

Exercice : Donnez le déroulement au cycle près du programme.

Dérroulement

(2/2)

état	pc	ma	md	rinst	acc	mem[15]	état	pc	ma	md	rinst	acc	mem[15]
0	0						11			8			
1		0					12						8
2			1				1		5				
3				1			2			5			
4	1						3				5		
15					0		4	6					
1		1					5		6				
2			2				6	7					
3				2			7			15			
4	2						10		15				
5		2					13			8			
6	3						14					16	
7			8				1		7				
8					8		2			4			
1		3					3				4		
2			3				4	8					
3				3			5		8				
4	4						6	9					
5		4					7			3			
6	5						9	3					
7			15				1	etc.					
10		15											