



Digitális Rendszerek és Számítógép Architektúrák

5. előadás: Utasítás végrehajtás folyamata:
címezési módok, RISC-CISC processzorok

Előadó: Vörösházi Zsolt
Dr. Szolgay Péter

Jegyzetek, segédanyagok:

- Könyvfejezetek:

- <http://www.knt.vein.hu>

- Oktatás → Tantárgyak → Digitális Rendszerek és Számítógép Architektúrák (Nappali képzés)

- ([chapter04.pdf](#))

- Fóliák, óravázlatok .ppt (.pdf)

- Feltöltésük folyamatosan



Utasítás végrehajtás folyamata

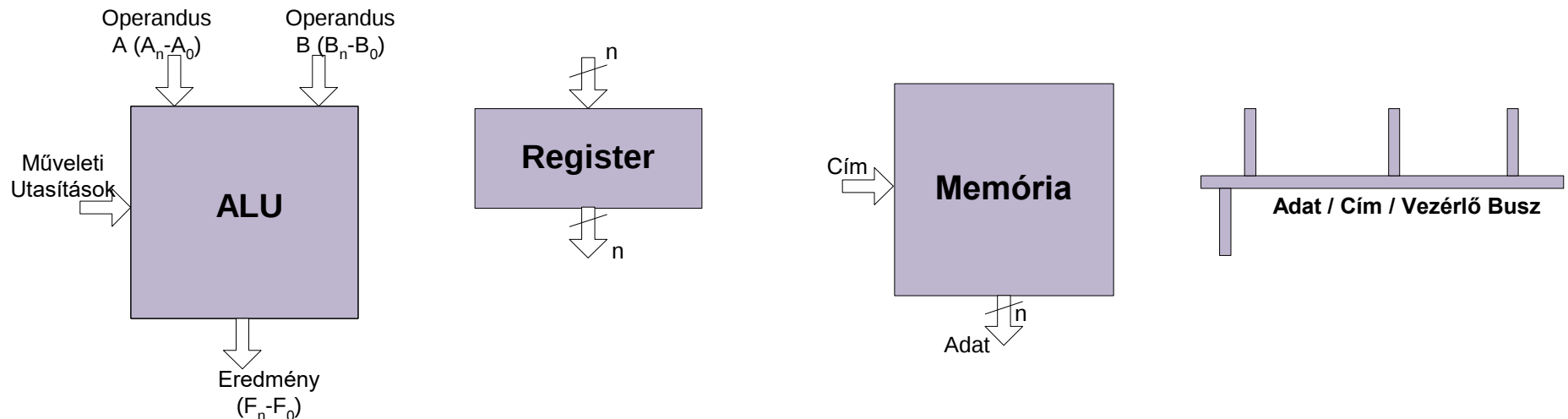
- Utasítás kódok
- Címzési módok
- Programvezérlő utasítások
- RISC, CISC processzorok



Alapvető digitális építőelemek

Legfontosabb digitális építőelemeink:

- ALU
- Memóriák
- Adat / Cím / Vezérlő Buszok
- Regiszterek, De/Multiplexerek, De/Kódoló áramkörök



ALU egység

- Az **ALU** egység két különböző n-bites bemeneti résszel (A, B) rendelkezik, és egy n-bites kimeneti vonallal (F). A szelektáló (S) jelek segítenek a megfelelő műveletek kiválasztásában. Az ALU egység egy algoritmus utasításainak megfelelően aritmetikai ill. logikai műveleteket hajt végre.
- (Korábban részletesen: [chapter_03.pdf](#))

Memória egységek

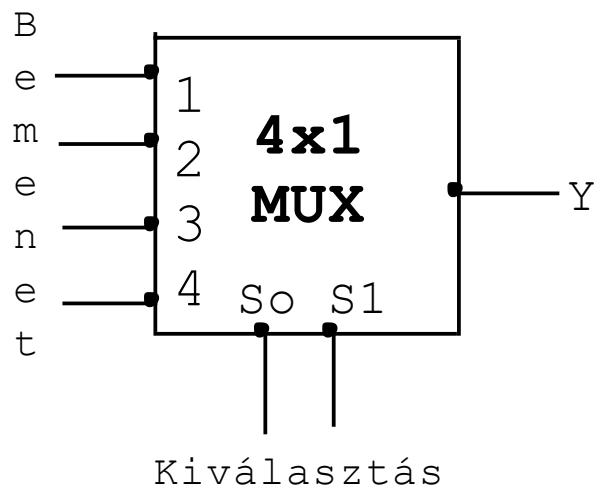
- Az ALU által kezelt / végrehajtott adatok a **memóriában** (tároló rekeszek lineáris tömbjében) tárolódnak el. A memória rekeszei általában olyan szélesek, amilyen széles az adatbusz. Például, legyen n -bit széles, és álljon M számú rekeszből. Ekkor $\log_2(M)$ számú címvezetékekkel címezhető meg. Az adatbuszon kétirányú (írás/olvasás) kommunikáció is megengedett. Memória *Neumann* architektúrát követi: tehát az utasítások (program/kód) és az adatok egy helyen tárolódnak, nem pedig külön-külön (Harvard architektúra). A programot is adatként tárolja a memória.

Adatbuszok – adatvonalak

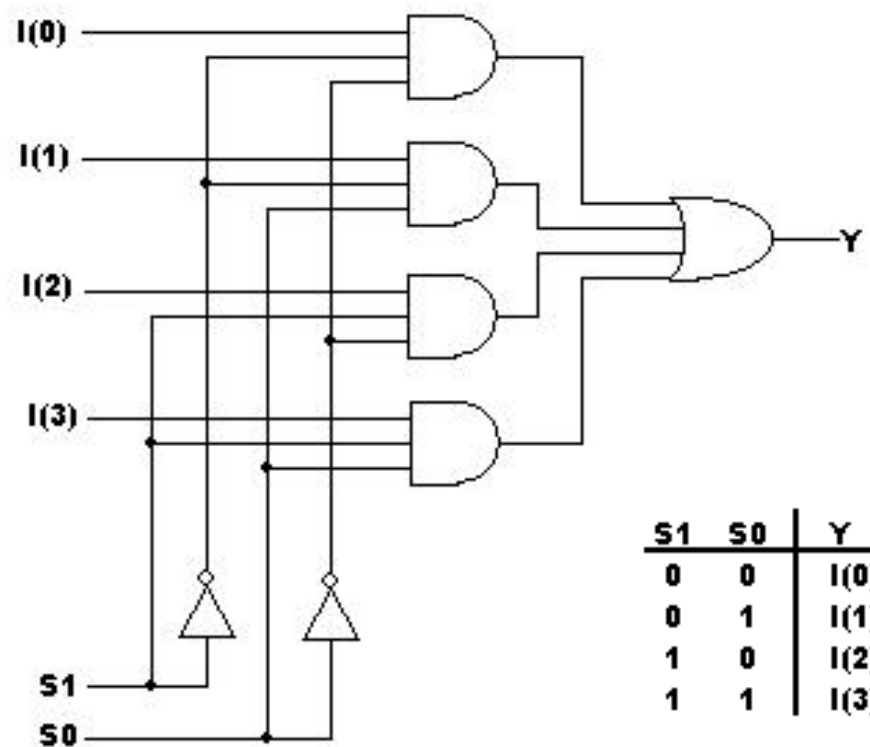
- Másik alap építőelem az **adatbusz** vagy **adatút (datapath)**. Fontos paraméter a szélessége: egy n természetes szám. Az adatutak pont-pont összeköttetéseket jelentenek különböző méretű és sebességű eszközök között. A közvetlen kapcsolat nagy sebességet, de egyben rugalmatlanságot is jelent a bővíthetőségben. Ezek az adatutak adatbuszokká szervezhetők, amivel különböző jelvezetékek információi foghatók össze.

a.) Multiplexer (MUX)

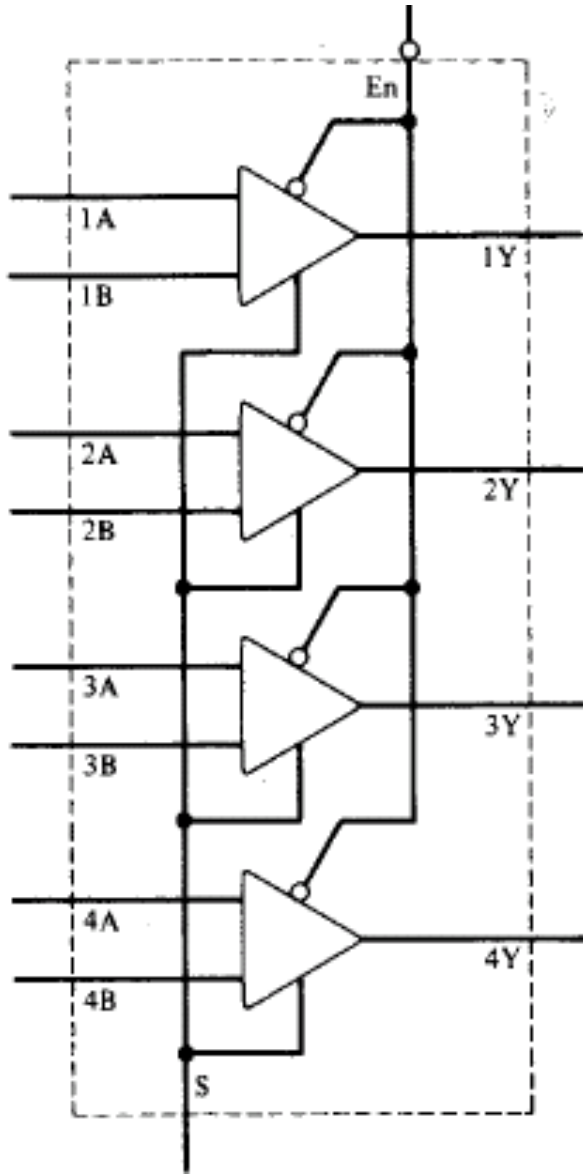
- N kiválasztó jel $\rightarrow 2^N$ bemenet, 1 kimenet
- Példa: 4:1 MUX



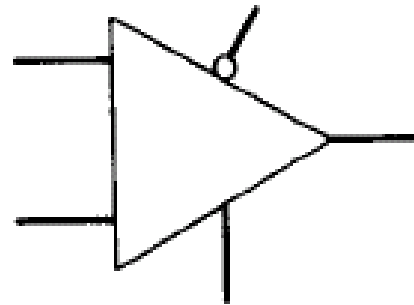
2^N számú bemenet közül választ egyet (Y), mint egy kapcsoló.
Rendelkezhetsz EN bemenettel is.



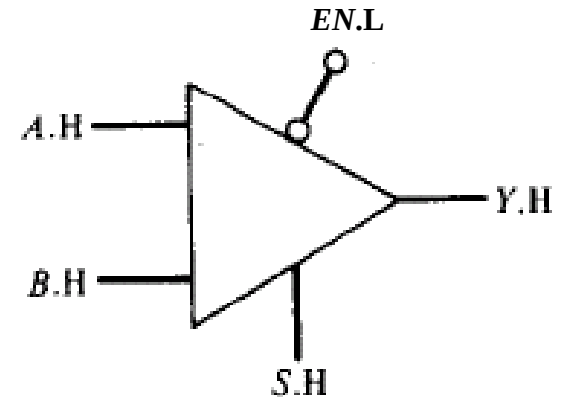
TTL'74LS157 pl. 2:1 MUX



- Quad (4 db) 2-bemenetű 2:1 MUX-ból áll.
- ← Közös S, EN jelek.
- 4 db Y(1,2,3,4) kimenet



2:1 MUX szimbóluma

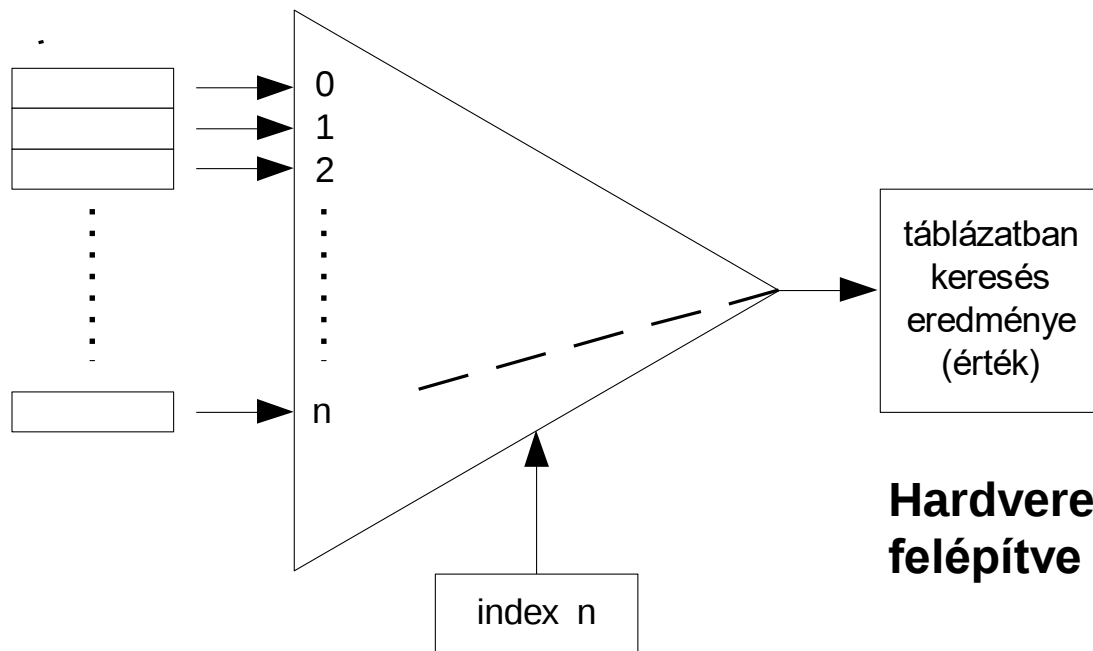


2:1 MUX áramköri
szignál jelölésekkel

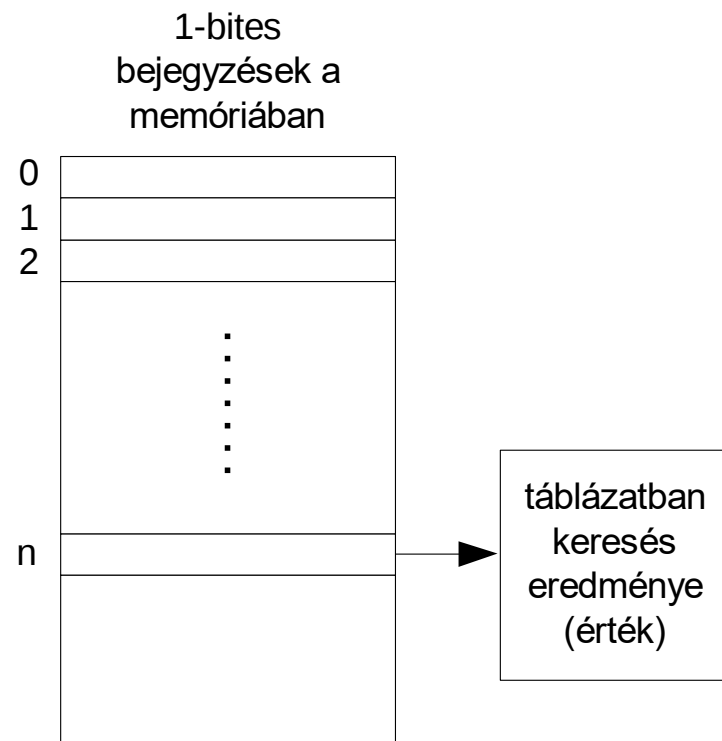
$$Y = EN \cdot (A \cdot \bar{S} + B \cdot S)$$

PI. LUT megvalósítások:

Szoftveres Look-up-Table



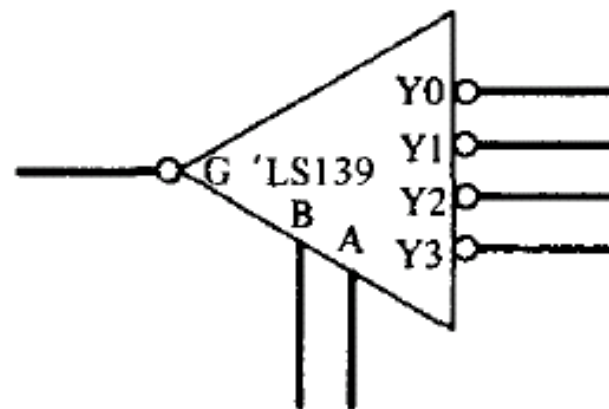
Hardveres Look-up-Table, MUX-ból felépítve (1 bites táblázatkeresés)



b.) Példa - 1:4 Demultiplexer

■ TTL 74'LS139 duál 1:4 demultiplexer

- Kereskedelmi forgalomban kapható
- G: egy bemenet
- A,B: routing control jelek (bináris kód)
- 4-kimenet mindegyike False, egyet kivéve, amelyik a kiválasztott (annak az értéke a bemenettől függően lehet T/F)



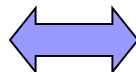
T=L !

Példa - 1:4 Demultiplexer (folyt)

Kanonikus táblázat

Demultiplexer logika						
G	B	A	Y0	Y1	Y2	Y3
0	x	x	0	0	0	0
1	0	0	1	0	0	0
1	0	1	0	1	0	0
1	1	0	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	1

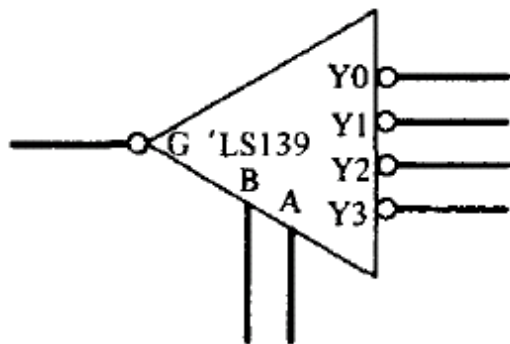
T=L !



Feszültség-logikai tábl.

74'LS139 feszültség-logika						
G.L	B.H	A.H	Y0.L	Y1.L	Y2.L	Y3.L
H	x	x	H	H	H	H
L	H	H	L	H	H	H
L	H	L	H	L	H	H
L	L	H	H	H	L	H
L	L	L	H	H	H	L

Demultiplexer logikai egyenletei:



$$Y0 = \bar{B} \cdot \bar{A} \cdot G$$

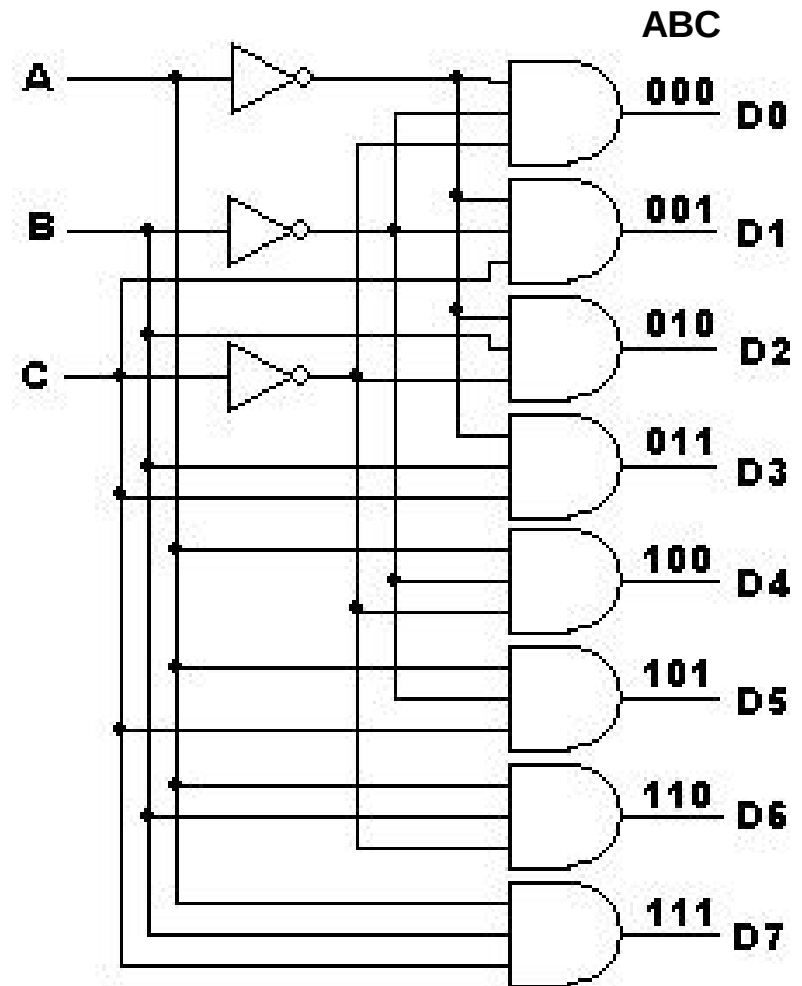
$$Y1 = \bar{B} \cdot A \cdot G$$

$$Y2 = B \cdot \bar{A} \cdot G$$

$$Y3 = B \cdot A \cdot G$$

c.) Dekódoló áramkörök

- N bemenet esetén 2^N kimenete van
- Példa: 3x8 dekóder áramkör
 - Példa: Hamming-kódú hibajavító áramkör

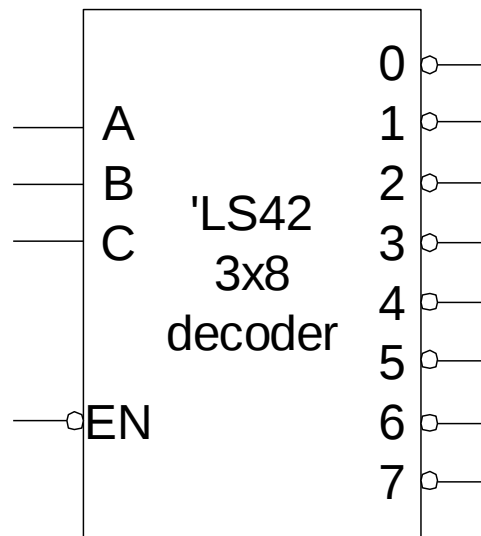


TTL'74LS42 dekóder áramkör

■ 3→8 dekóder áramkör

□ (A,B,C) 3 bemenet, (1...7) 8 kimenet

■ EN: engedélyező jel, (T=L) alacsony aktív

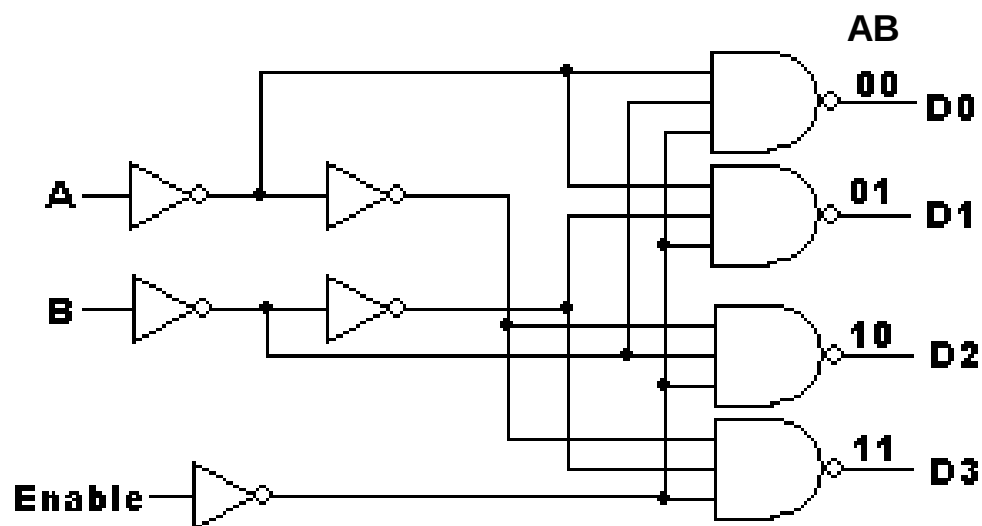


Mixed logic
szimbólum

T=L!

Példa: 2x4 Dekódoló áramkör engedélyező bemenettel

- EN: alacsony aktív állapotban működik
- 2 bemenő bit (A,B)
- 4 kimenő bit (D0...D3)



En	A	B	D0	D1	D2	D3
1	x	x	1	1	1	1
0	0	0	0	1	1	1
0	0	1	1	0	1	1
0	1	0	1	1	0	1
0	1	1	1	1	1	0

d.) Kódoló (encoder) áramkör

- A dekódoló áramkör ellentéte: bemenetek kódolt ábrázolásának egy formája
 - **Hagyományos encoder**: csak egy bemenete lehet igaz egyszerre
 - **Priority encoder**: több bemenete is igaz lehet egyszerre, de azok közül a legnagyobb bináris értékű, azaz prioritású bemenethez generál kódot! (kód: address, index lehet)
 - I/O, IRQ jelek generálásánál használják leggyakrabban

Probléma: Priority encoder esetén

- Mi van akkor, ha még sincs igaz bemenete (mindegyik hamis)? Két megoldás van:
 - 1.) *módszer*: Input vonalak megszámozása 1-től (D1) kezdődően, és a 0 kimeneti kód (itt FF) jelenti, hogy mind „hamis” volt. (Továbbá: X – don’t care)
 - 2.) *módszer*: input vonalak megszámozása 0-tól (D0) kezdődően, és egy külön vezérlőjelet (W) biztosítani arra, hogy nincs „igaz” bemenet. (Továbbá: X – don’t care)

Method 1				
D3	D2	D1	B	A
F	F	F	F	F
F	F	T	F	T
F	T	X	T	F
T	X	X	T	T

Method 2						
D3	D2	D1	D0	B	A	W
F	F	F	F	–	–	T
F	F	F	T	F	F	F
F	F	T	X	F	T	F
F	T	X	X	T	F	F
T	X	X	X	T	T	F

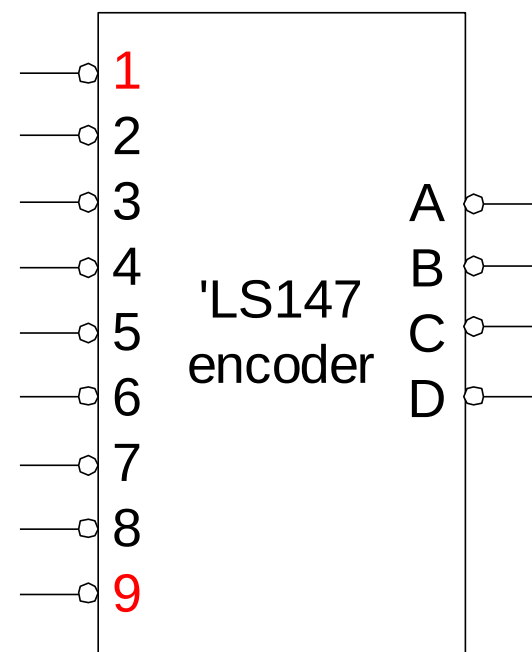
TTL'74LS147 Priority encoder - kódoló áramkör

- 10-input, 4-output encoder

- „0” nincs jelölve: amikor az összes bemenet False (lefoglalt)

- Alkalmazás:

- Cím, indexgenerálás
 - LUT választás



Mixed logic
szimbólum

T=L!

e.) Komparátor

- Logikai kifejezés – *referencia* kifejezés (bináris számok) *aritmetikai kapcsolatának* megállapítására szolgáló eszköz.

- Pl: Kettő n-bites szám összehasonlítása

- **compare = összehasonlítás!** Az azonosság eldöntéséhez a EQ/XNOR/Coincidence operátort használjuk. Jele: $A.EQ.B = A \square B$

- n-bites minták esetén:

$$A.EQ.B = (A_0 \square B_0) \cdot (A_1 \square B_1) \cdot \dots \cdot (A_n \square B_n)$$

Ismétlés: EQ/XNOR/Coincidence operátor

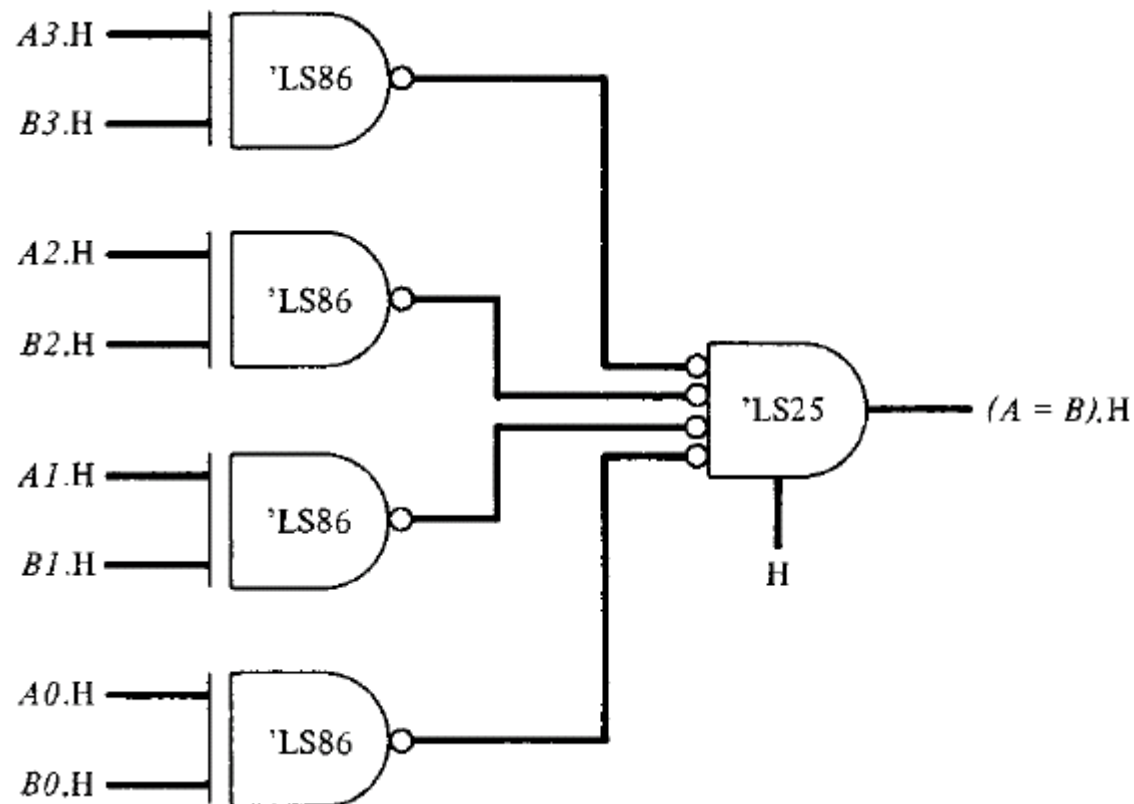
- Logikai egyenlet: $A.EQ.B = A \square B = A \cdot B + \overline{A} \cdot \overline{B}$
- Referenciabit szerinti megkülönböztetés:
 - ha a referencia bit (B), amihez hasonlítunk **konstans**
 - ha a referencia bit (B) egy **változó** mennyiség
- Példa: ha B referencia konstans -> egyszerűsítése A-nak
$$A.EQ.B = A \text{ if } B = T$$
$$A.EQ.B = \overline{A} \text{ if } B = F$$
- Példa: legyen B egy 4-bites konstans mennyiség (B=TFFT), és A tetszőleges, akkor:

$$A.EQ.B = A_0 \cdot \overline{A_1} \cdot \overline{A_2} \cdot A_3$$

Példa: 4-bites komparátor

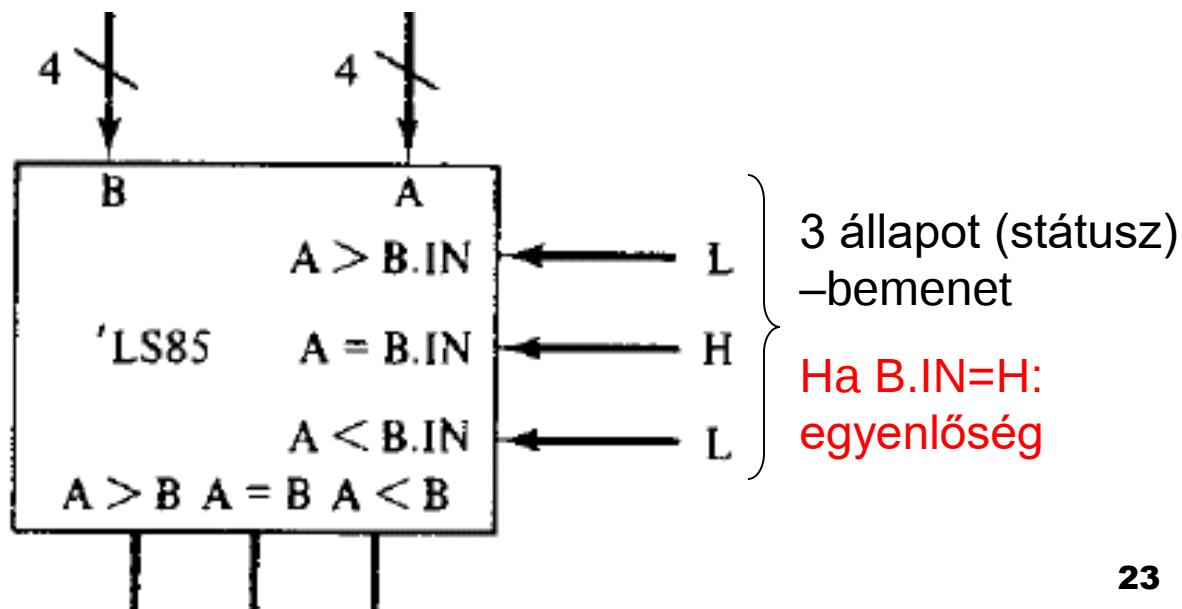
- Mixed-logic kapcsolási rajza, és log.egyenlete:

$$A.EQ.B = (A0 \square B0) \cdot (A1 \square B1) \cdot (A2 \square B2) \cdot (A3 \square B3)$$



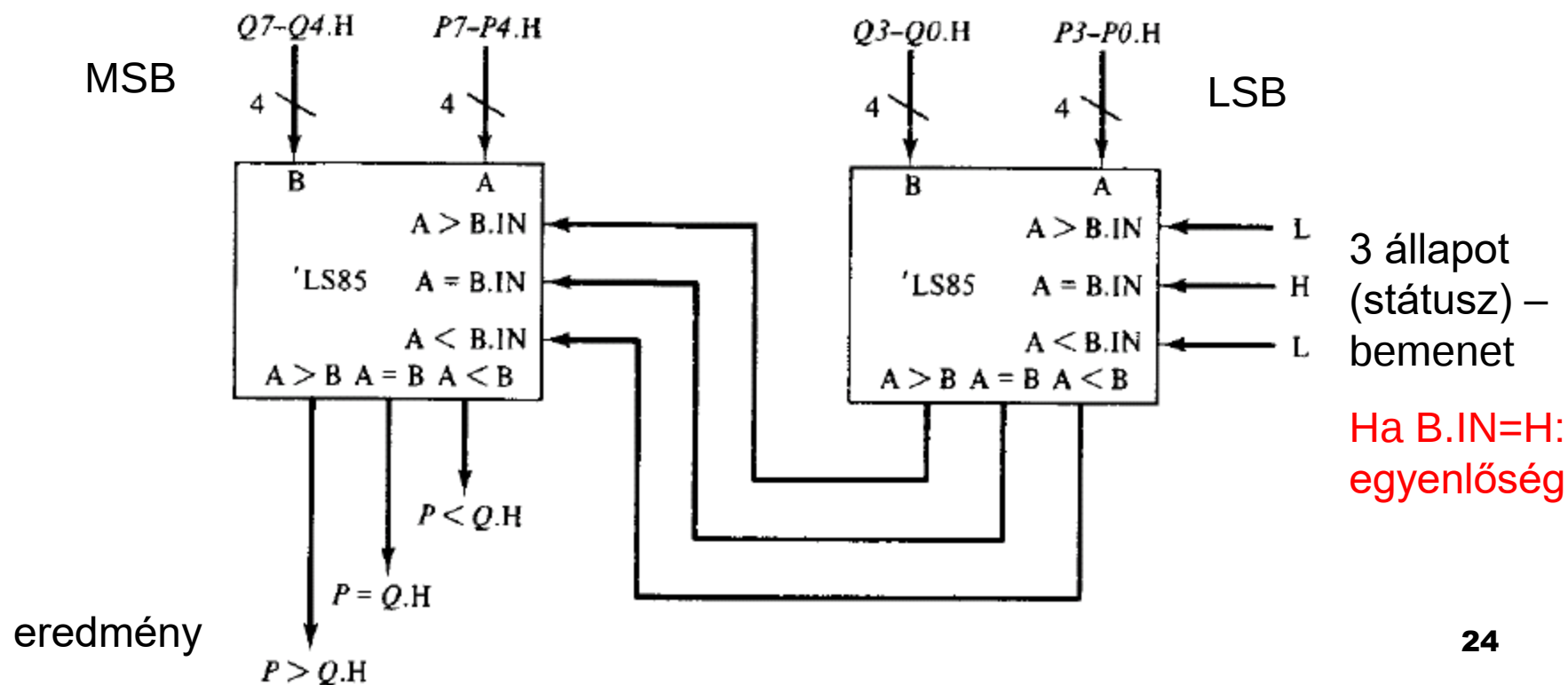
'74LS85 4-bit Magnitude Comparator

- Magnitude comparing (~nagyságrend összehasonlítás):
 - két kifejezés **nagyságának** összehasonlítása ($A < B$; $A = B$; $A > B$ stb.) egyszerre



Példa: 8-bites Magnitude Comparator – egyenlőség esetén

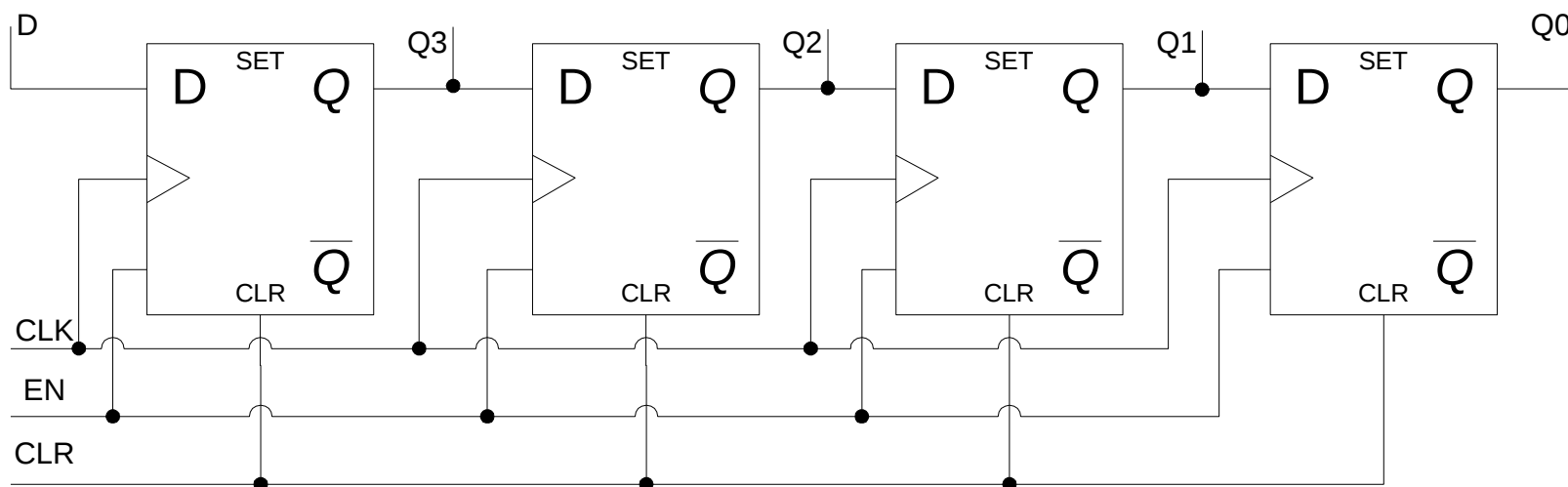
- Kettő 4-bites '74LS85 Magnitude komparátor sorbakötéséből („cascading”) kapjuk a 8 bites (P,Q) értékek összehasonlítását



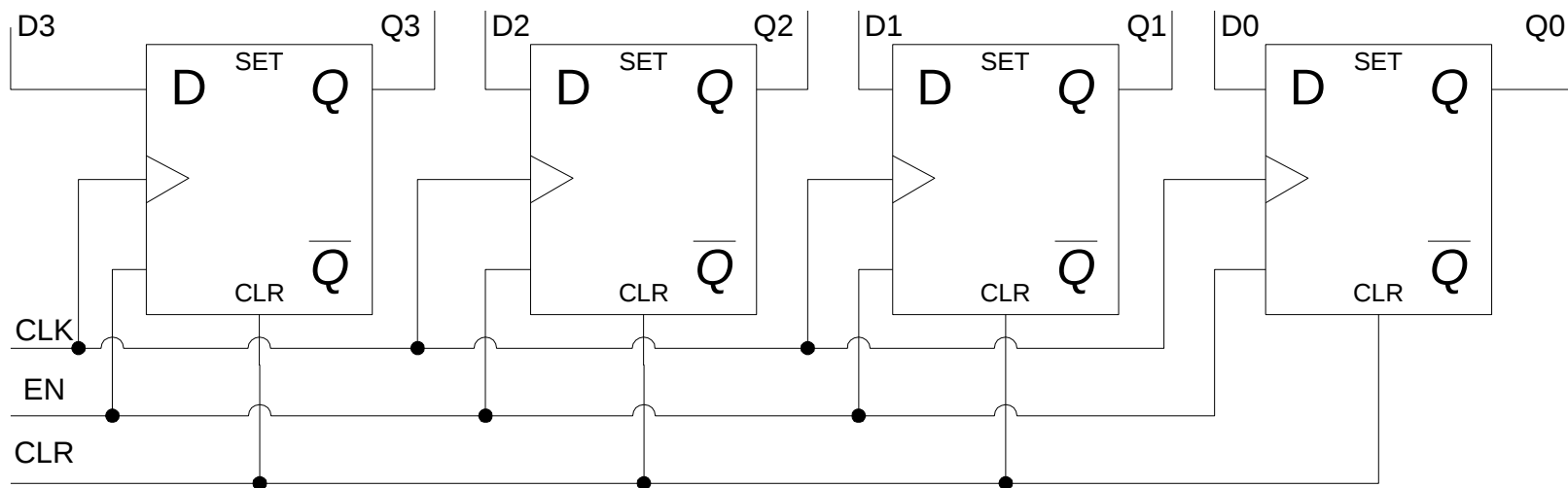
Regiszterek

- A következő fontos elem a **regiszter**. Olyan szélesnek kell lennie, hogy benne, a buszokról, memóriákból, ALU-ból érkező információ eltárolható legyen. Adott vezérlőjelek hatására a bemenetén lévő adatokat betölti, és ideiglenesen eltárolja. Más vezérlőjelek hatására a kimenetére rakja a tárolt adatokat, vagy például egy vezérlőjel hatására, lépteti (shift-eli) a benne lévő adatokat.

4-bites Shift/léptető regiszter (Serial in/Parallel Out – D-tárolós)



4-bites Parallel In/ Parallel Out regiszter (D-tárolókból felépítve)



Egyszerű számítógép (egycímű gép) blokkdiagramja

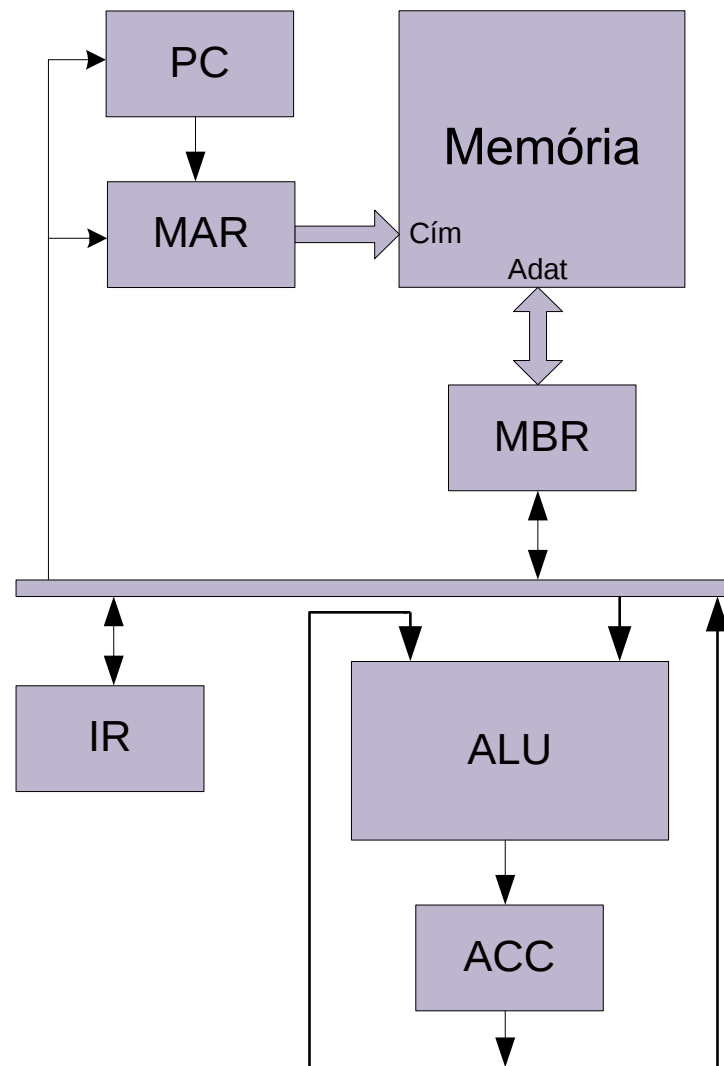
•**MAR: Memory Address Register** (Memória-cím Regiszter): információ helyét azonosítja adott memóriacím alapján.

•**MBR: Memory Buffer Register** (Memória Puffer Regiszter): tárolja a memóriába bevitt, ill. érkező információt. Egy adott memóriacímen lévő adat kiolvasásakor az ott lévő bejegyzés törlődhet (destruktív memória)

•**PC: Program Counter** (Programszámláló): a soron következő (végrehajtandó) utasítás helyét azonosítja. Azon gépeknél, amelyek egy utasítást tárolnak memóriaterületenként, az utasítás végrehajtása után a PC értékét 1-el kell növelni (increment), mint egy számlálót.

•**IR: Instruction Register** (Utasítás Regiszter): tárolja az éppen végrehajtás alatt álló utasítást. Engedélyezi a gép vezérlő részeinek, hogy a regiszterek, memóriák, aritmetikai egységek vezérlő vonalait a végrehajtáshoz szükséges működési módba állítsák. Az IR olyan széles, hogy az utasítás műveleti kódja ill. a hozzá tartozó egyéb utasítások ideiglenes másolatai eltárolhatók legyenek.

•**ACC: Accumulator regiszter** (tároló regiszter): eredmény ideiglenes tárolására használjuk (összes adatkezeléshez tartozó utasítás tárolása).





Utasítások kódolása

Utasítás kódok

- A rendszer-tervezéshez szükséges erőforrások a *regiszterek, ALU, memória, adatbuszok* nem elegendőek a végrehajtás egyes fázisainak (tranzakcióknak) ábrázolásánál. Szükség van egy olyan eljárásra, amely leírja ezeket az egyes egységek között végbemenő tranzakciókat.
- Utasítások végrehajtásának leírására szolgáló programnyelv az **assembly**. Az utasítások gyűjteményét - amelyeket a felhasználó/programozó használ az adatkezelésnél - *gépi utasításkészletnek* nevezzük.

FDE mechanizmus

- Egy utasítás végrehajtásának három fő lépését a **Fetch-Decode-Execute** (FDE) mechanizmussal definiálhatjuk:
 - **Fetch:** az utasítás betöltődik a memóriából az utasításregiszterbe (regiszter-transzfer művelet)
 - **Decode:** utasítás dekódolása (értelmezése), azonosítja az utasítást
 - **Execute:** a dekódolt utasítást végrehajtjuk az adatokon, aminek eredménye visszakerül a memóriába

RTL leírás:

- Minden utasítás végrehajtása az **RTL leírás (Regiszter-Transzfer Nyelv)** segítségével írható le. A szükséges adatátvitelleket ezzel a nyelvvel specifikáljuk az egyik fő komponenstől a másikig. Továbbá megadható az engedélyezett adatátvitelhez tartozó blokkdiagram is, az éleken adott irányítással, amelyek az adatátvitel pontos irányát jelölik. Az RTL leírások specifikálják az akciók pontos sorrendjét. Az egyes utasításokhoz megadhatók a *szükséges végrehajtási idők* (pl. [ns]-ban), amelyek erősen függenek a felhasznált technológia tulajdonságaitól. Ezek összege fogja megadni a teljes tranzakció időszükségletét.

Néhány alapvető tranzakció specifikációja a következő:

- **PC → MAR** :A Program Számláló tartalma a Memória Cím Regiszterbe töltődik
- **PC+1 → PC** :A PC 1-el inkrementálódik, és PC-be visszatöltődik
- **MBR → IR** :MBR tartalma az IR-be töltődik. Ha az adatbusz megenged többszörös műveletvégzést egyidejűleg, akkor az egyes akciók összekapcsolhatók!
- **IR <3:0> → ALU** :Az információnak csak egy része, az IR regiszter 3-0 bitje töltődik az ALU-ba
- **REG[2] → MEM[MAR]** :A Regiszter 2. rekesze töltődik a Memória Cím Regiszter adott rekeszébe, a MAR által mutatott címre
- **If (carry==1) then PC-24 → PC** :Feltételes utasítások: Ha átvitel 1, akkor PC 24-el dekrementálódik, és visszatöltődik
- **Else PC+1 → PC** :egyébként 1-el inkrementálódik.

Utasítás formák:

- **Zéró-című (0 című):** (PUSH, POP, ACC)
[operátor] (példa: STACK, vagy verem)
- **1-című:** [operátor],[operandus] (Példa:
Egyszerű számítógép blokkdiagramja)
- **2-című:** [operátor],[operandus1],[operandus2]
- **3-című:** [operátor],[operandus1],[operandus2],
[eredmény]
- **4-című:** [operátor],[operandus1],[operandus2],
[eredmény],[következő utasítás]
- ...

Példa: ADD utasítás RTL leírása

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC → MAR MAR-ba töltődik	Elsőként a PC-ből a következő utasítás címe a
M[MAR] → MBR (később visszaírjuk)	Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
MBR → IR	Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük
PC+I_len → PC	Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

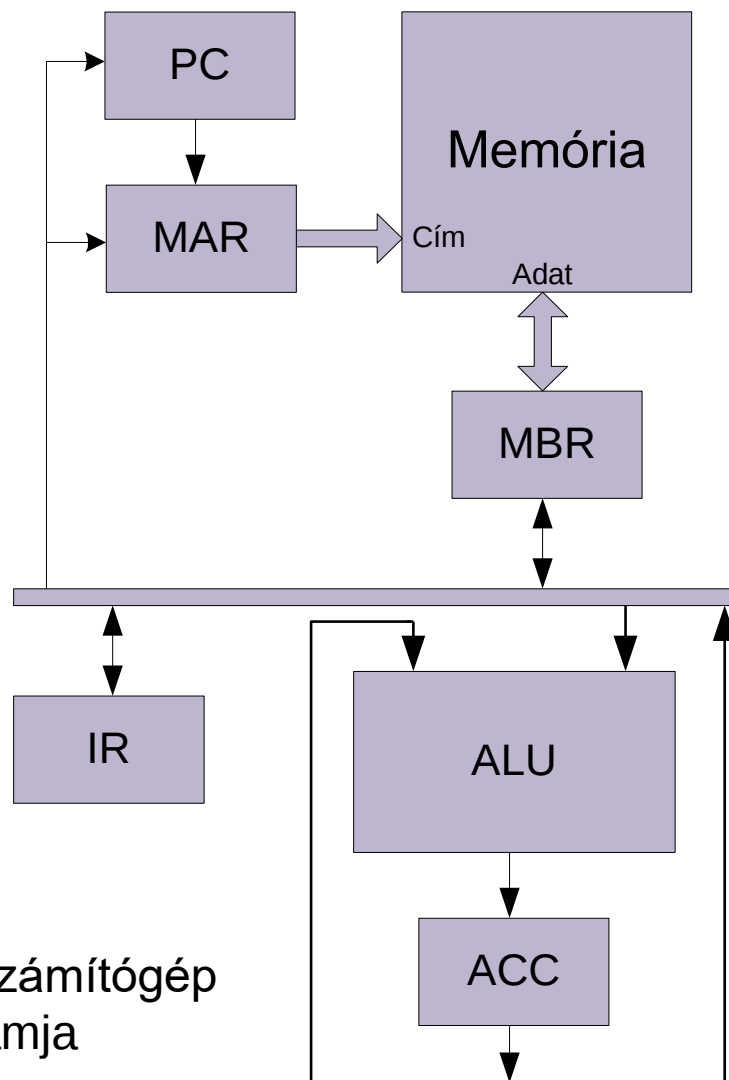
Execute:(végrehajtás)

IR <addr> → MAR	operandus címét a MAR-ba töltjük
M[MAR] → MBR	ezt az értéket kell az ACC-vel összeadni
ACC+MBR → ACC	összeadás (eredmény az ACC-ben)

Időszükségletek itt még nincsenek feltüntetve!

Egy-című gépek (Egyszerű számítógép)

Példa: PDP-8 számítógép



Egyszerű számítógép
blokkdiagramja

Egy-című gép

- **Megadása:** [operátor],[[operandus](#)]
- A műveletekhez csak 1 operandus szükséges. Ilyen művelet lehet például: 1's vagy 2's komplementens képzés, inkrementálás, törlés, keresés az ACC-ben (akkumulátor). Az eredmény az ACC-ben tárolódik. (ACC egy olyan speciális regiszter, amelyben az aritmetikai és logikai műveletek eredménye ideiglenesen tárolódik.)
- Két operandus esetén az első operandus ACC-ben tárolt értékét használjuk fel, és a másik operandust *egyetlen címmel* azonosítjuk.

Példa: Egy-című gép

2's komplementens képzés

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	Elsőként a PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR]→MBR	Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be (később visszaírjuk)
PC+I_len→PC	Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR→IR	Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

$\overline{ACC}$→ACC	ACC komplementensét az ACC-be töltjük
ACC+1→ACC	majd ACC-t 1-el inkrementáljuk (eredmény)

Időszükségletek itt még nincsenek feltüntetve!

Példa: 1-című gép

Kivonás (SUB X) egy operandusra

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	Elsőként a PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR]→MBR	Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be (később visszaírjuk)
PC+I_len→PC	Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR→IR	Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

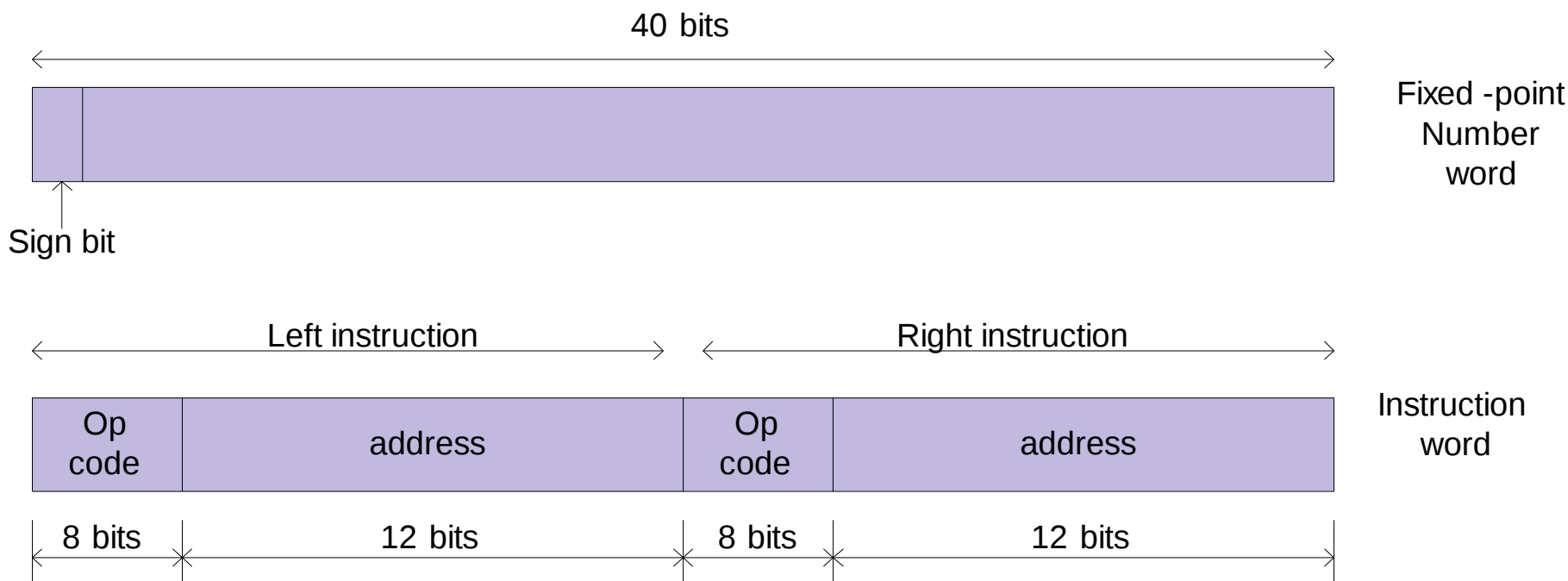
Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

X→MAR	X operandus címét a <i>közvetlenül</i> a MAR-ba töltjük
M[MAR]→MBR	X címén lévő értéket az MBR-be tesszük
ACC – MBR→ACC	ACC-ből kivonjuk az X-et, és ACC-be töltjük

Időszükségletek itt még nincsenek feltüntetve!

Példa: IAS adat és utasításformátum (Neumann – 1947)



40 bites adat-szóhosszúság

2x20 bites utasításhossz: 8-bit -> 256 művelet, 12 bit-> 4096 memóriacím érhető el

Példa: 1-című gép (Kivonás SUBX)

Mostantól: „X” Operandus címét is a PC-vel azonosítjuk!

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR Elsőként a PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik

M[MAR]→MBR Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be (később visszaírjuk)

PC+I_len→PC Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét

MBR→IR Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

PC→MAR PC-vel a következő címre mutatunk

M[MAR]→MBR Ezt címet az MBR-be tesszük

MBR→MAR Ez a cím lesz az X operandus címe

M[MAR]→MBR Címen lévő értéket az MBR-be töltjük

PC+X_len →PC X operandus címének hosszával növeljük a PC-t

ACC – MBR→ACC ACC-ből kivonjuk az X-et, és ACC-be töltjük

Példa: 1-című gép (kivonás SUBX)

Időszükségletek feltüntetésével! $T_{MEM}=30ns$, $T_{ALU}=10ns$, $T_{REG}=5ns$

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	[5ns] Elsőként a PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR]→MBR	[30ns] Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be (később visszaírjuk)
PC+I_len→PC	[5ns] Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR→IR	[5ns] Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

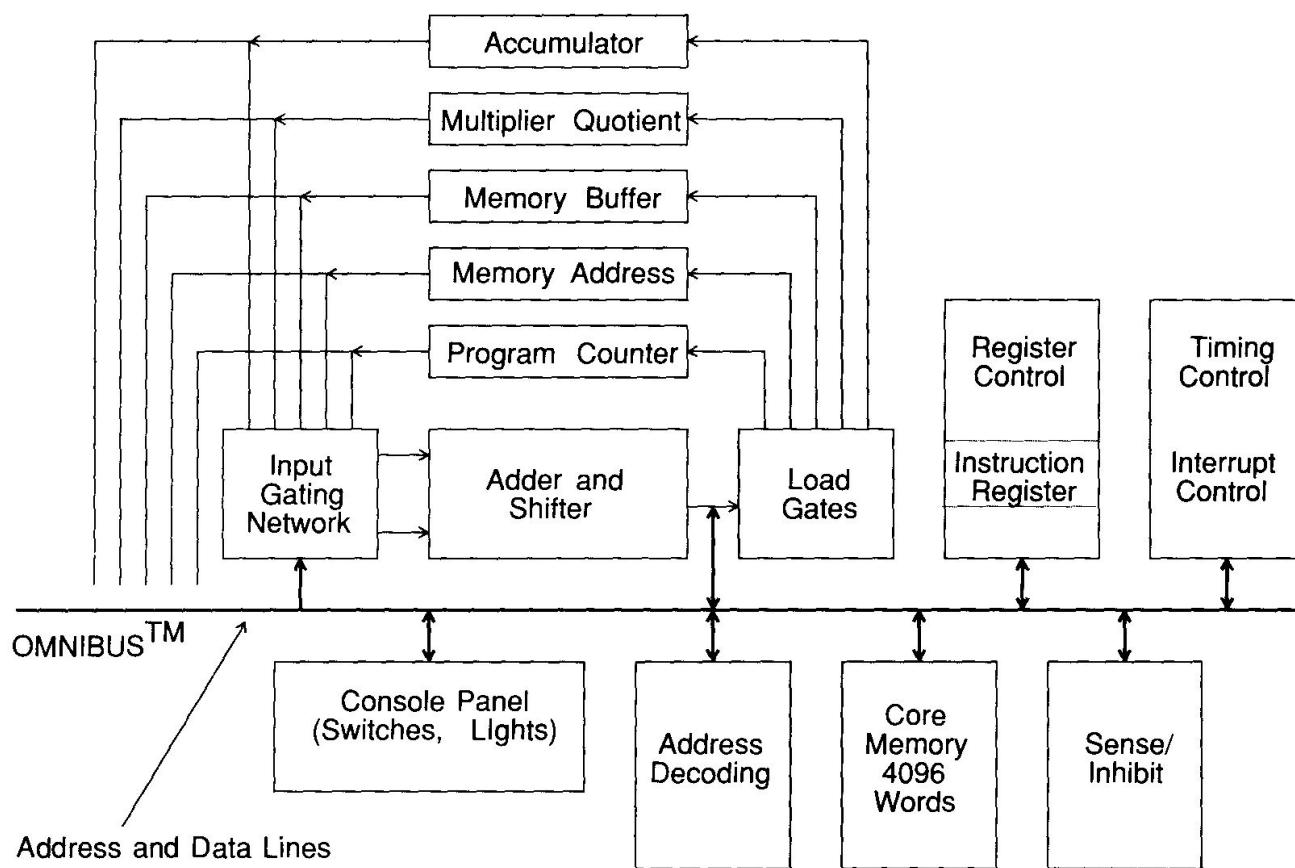
Execute: (végrehajtás)

PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő címre mutatunk
M[MAR]→MBR	[30ns] Ezt címet az MBR-be tesszük
MBR→MAR	[5ns] Ez a cím lesz az X operandus címe
M[MAR]→MBR	[30ns] Címen lévő értéket az MBR-be töltjük
PC+X_len →PC	[5ns] X operandus címének hosszával növeljük a PC-t
ACC – MBR→ACC	[10+5ns] ACC-ből kivonjuk az X-et, és ACC-be töltjük

Σ 135ns

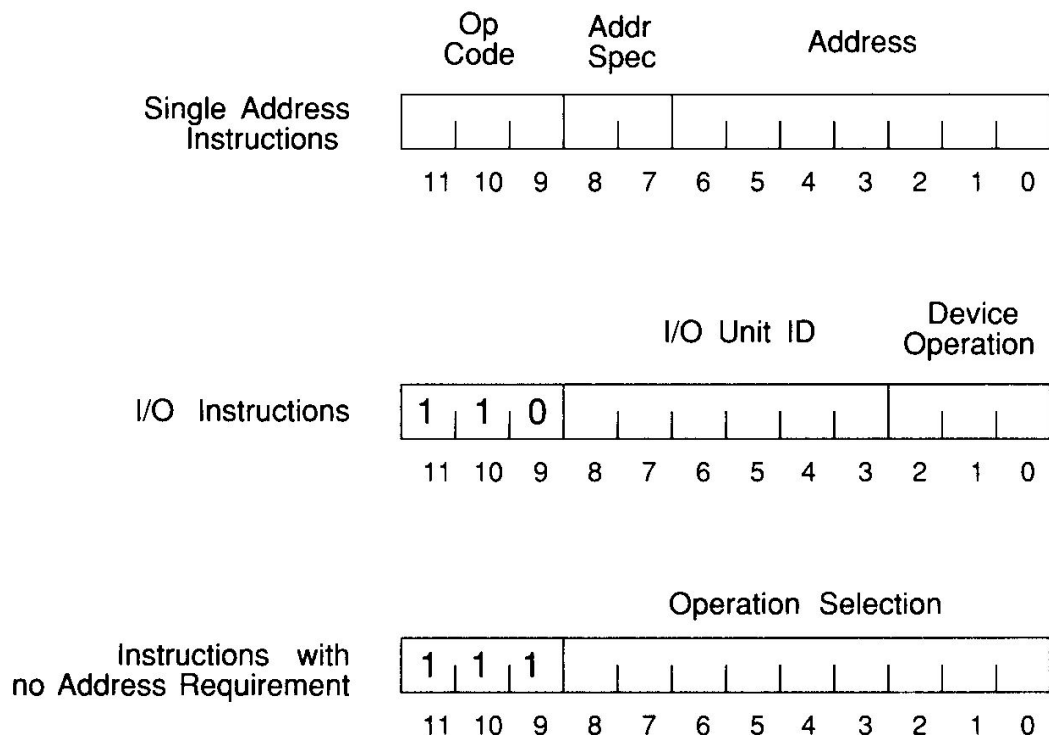
Példa: DEC PDP 8 (egycímű gép)

- 12-bites szóhossz: 3-bites opcode (8 művelet) + 9-bit utasítás cím (speciális operandus címezési módokat tett lehetővé)



DEC PDP-8 utasításformátuma

- 3-bites opcode [11:9]: 8 művelet , ebből:
 - hatnak van saját címe (itt az alsó 9 bit adja a címet)
pl: Add, And, Jmp, Inc_Skip_IfZero, DepositClearAcc
 - kettőnek nem kell cím: pl. ACC műveletekhez

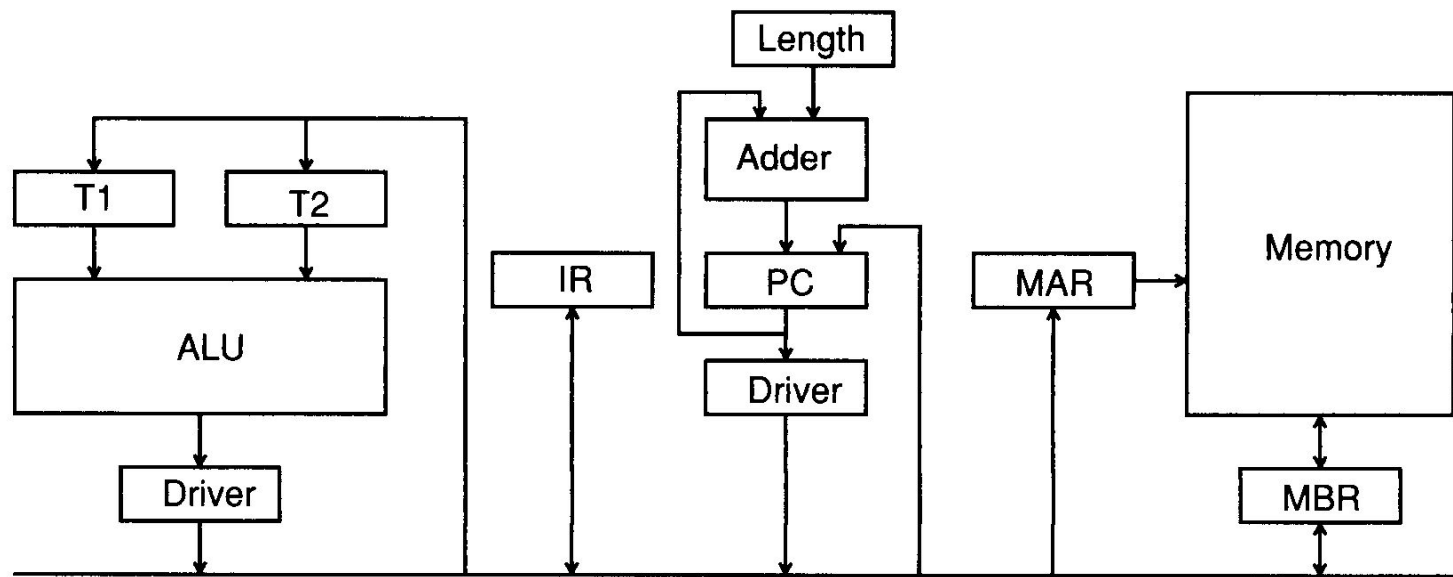


[8:3] bit -> 64 I/O eszköz

[2:0] bit: eszköz művelet

b.) Kettő- és többcímű gépek (regiszter nélküli változat)

- Egy utasítással több műveletet lehet azonosítani,
- Kevesebb utasítás-sorral, összetett módon írhatók le az RTL nyelven a folyamatok, (az egycímű gépekkel ellentétben)
- A többcímű utasítások meghatározzák, mind a *forrás*, mind a *cél*információt. A célinformáció helyét az utolsó operandus címe adja meg! [operátor],[operandus1],[operandus2]...



Jelölés: Kettő- és többcímű gép

- Jelölés: **ADD2 X, Y** kétcímű utasítás (*műv, op1, op2*). Az X cím által azonosított helyen tárolt értéket hozzáadjuk az Y cím által azonosított helyen lévő értékhez, és az összeadás eredményét az Y címmel azonosított helyen tároljuk el.
- Jelölés: **ADD3 X,Y,Z** háromcímű utasítás (*műv, op1, op2, eredmény*): hasonló az előzőhöz, csak az összeadás eredménye egy új helyen, a Z cím által azonosított helyen tárolódik el.
- Fontos megjegyezni hogy ebben az esetben (regiszter nélküli változat) a T1, ill. T2 regiszter nem az utasításkészlet architektúra része! (ezért nem keverendő össze a később említésre kerülő regiszteres címezéssel!) Ebben az esetben csak az adatok tárolásához használjuk, nem pedig a rendszer gyorsítását kívánjuk alkalmazásukkal elérni.

Példa: Összeadás kétcímű géppel ADD2(X,Y)

Időszükségletek feltüntetésével!

$T_{MEM}=30ns$, $T_{ALU}=10ns$, $T_{REG}=5ns$

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	[5ns] PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR]→MBR	[30ns] Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
PC+I_len→PC	[5ns] Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR→IR	[5ns] Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő (X) címre mutatunk
PC+X_Alen →PC	[5ns] X operandus címének hosszával növeljük a PC-t
M[MAR]→MBR	[30ns] Ezt az X címet az MBR-be írjuk
MBR→MAR	[5ns] Ez a cím lesz az X operandus címe
M[MAR]→MBR	[30ns] X címen lévő értéket az MBR-be töltjük
MBR→T1	[5ns] X értékét T1-be töltjük

PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő (Y) címre mutatunk
PC+Y_Alen →PC	[5ns] Y operandus címének hosszával növeljük a PC-t
M[MAR]→MBR	[30ns] Ezt a Y címet az MBR-be írjuk
MBR→MAR	[5ns] Ez a cím lesz az Y operandus címe
M[MAR]→MBR	[30ns] Y Címen lévő értéket az MBR-be töltjük
MBR→T2	[5ns] Y értékét T2-be töltjük

T1 + T2→MBR	[10+5ns] ADD2 művelet elvégzése, MBR-be töltjük
MBR→M[MAR]	[30ns] Eredményt a MAR-ban tároljuk el (ahol Y volt)

**Direkt
címzést
használunk
itt!**

Σ 250ns

Példa 2: Összeadás háromcímű géppel ADD3(X,Y,Z)

Időszükségletek feltüntetésével!

$T_{MEM}=30ns$, $T_{ALU}=10ns$, $T_{REG}=5ns$

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	[5ns] PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR]→MBR	[30ns] Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
PC+I_len→PC	[5ns] Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR→IR	[5ns] Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő (X) címre mutatunk
PC+X_Alen →PC	[5ns] X operandus címének hosszával növeljük a PC-t
M[MAR]→MBR	[30ns] Ezt az X címet az MBR-be írjuk
MBR→MAR	[5ns] Ez a cím lesz az X operandus címe
M[MAR]→MBR	[30ns] X címen lévő értéket az MBR-be töltjük
MBR→T1	[5ns] X értékét T1-be töltjük
PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő (Y) címre mutatunk
PC+Y_Alen →PC	[5ns] Y operandus címének hosszával növeljük a PC-t
M[MAR]→MBR	[30ns] Ezt a Y címet az MBR-be írjuk
MBR→MAR	[5ns] Ez a cím lesz az Y operandus címe
M[MAR]→MBR	[30ns] Y címen lévő értéket az MBR-be töltjük
MBR→T2	[5ns] Y értékét T2-be töltjük
PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő (Z) címre mutatunk
PC+Z_Alen →PC	[5ns] Z operandus címének hosszával növeljük a PC-t
M[MAR]→MBR	[30ns] a Z eredmény címét az MBR-be írjuk
MBR→MAR	[5ns] majd a MAR-ba töltjük
T1 + T2→MBR	[10+5ns] ADD2 művelet elvégzése, MBR-be töltjük
MBR→M[MAR]	[30ns] Eredményt a memóriában tároljuk el (ahol Z volt)

**Direkt
címzést
használunk
itt!**

Σ 295ns

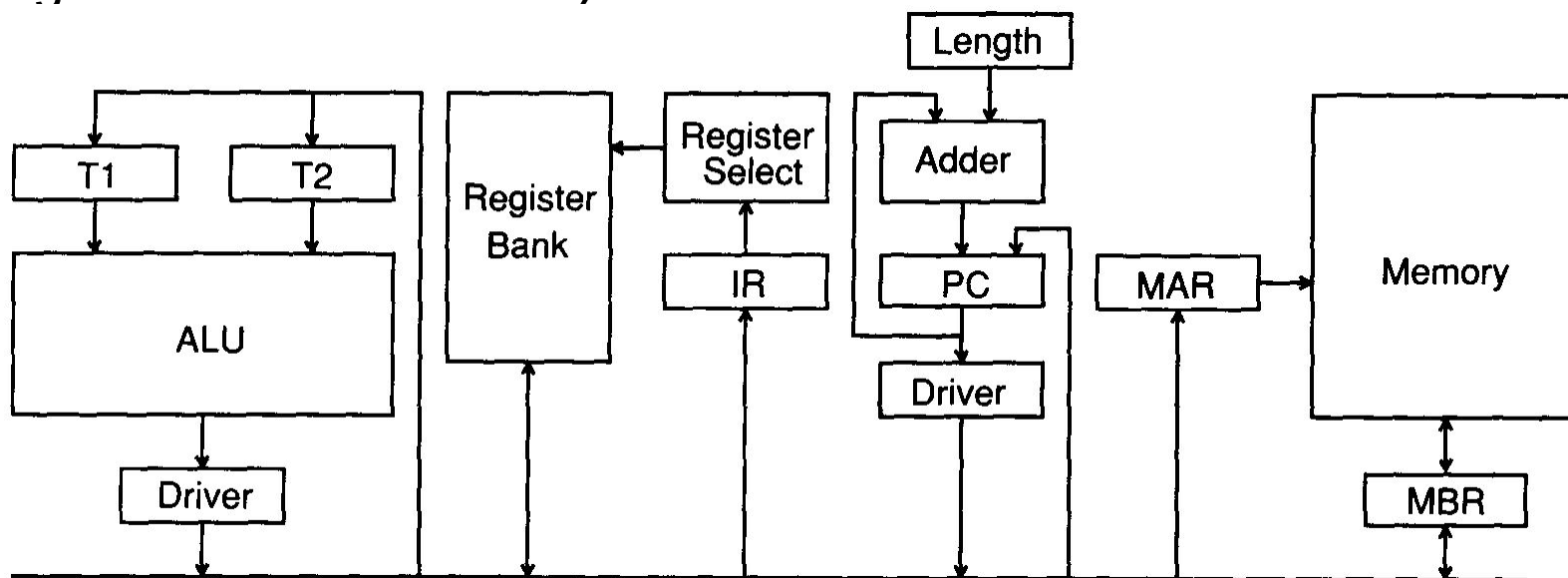
Komplex műveletek: ADD3

- Az **ADD3** végrehajtásánál (ahogy az RTL leírásból is látszik) több időt vesz igénybe az utasítások F-D-E fázisa, mint az ADD2 esetén, mivel egyel több címre kell hivatkozni.
- Azonban, az **ADD3** jelentősége a komplexebb műveletek elvégzésekor mutatkozik meg: tömörebb forma, kevesebb utasítással
- Példa: Legyen $X = Y * Z + W * V$ (oldjuk meg ADD2-vel és ADD3-al)

ADD2	ADD3
MOVE Y to X	AND3 Y,Z,T
AND2 Z,X	AND3 W,V,Y
MOVE W to Y	ADD3 T,Y,X
AND2 V,Y	
ADD2 Y,X	

c.) Kettő- és többcímű gépek (regiszteres változat)

- Egy utasítással több műveletet lehet megadni,
- Kevesebb utasítás-sorral, összetett módon írhatók le az RTL nyelven a folyamatok, (az egycímű gépekkel szemben)
- A T_i regiszterek használata csökkenti a végrehajtási időt, mivel a lassú memória-intenzív műveletek helyett gyorsabb regiszterműveleteket használnak. (A regiszterbank 2^N számú regisztert tartalmazhat.)



Példa 1: Összeadás kétcímű géppel $\text{ADD2}(\text{R}_X, \text{R}_Y)$

Időszükségletek feltüntetésével!

$T_{\text{MEM}}=30\text{ns}$, $T_{\text{ALU}}=10\text{ns}$, $T_{\text{REG}}=5\text{ns}$

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC → MAR	[5ns] PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR] → MBR	[30ns] Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
PC+I_len → PC	[5ns] Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR → IR	[5ns] Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

RX → T1	[5ns] RX értékét T1-be töltjük
RY → T2	[5ns] RY értékét T2-be töltjük
T1 + T2 → RY	[10+5ns] ADD2 művelet elvégzése, RY-ba töltjük

Σ 70ns

**Regiszteres
direkt-
címezést
használunk
itt!**

Példa 2: Összeadás kétcímű géppel $\text{ADD3}(R_X, R_Y, R_Z)$

Időszükségletek feltüntetésével!

$T_{\text{MEM}}=30\text{ns}$, $T_{\text{ALU}}=10\text{ns}$, $T_{\text{REG}}=5\text{ns}$

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC → MAR	[5ns] PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR] → MBR	[30ns] Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
PC+I_len → PC	[5ns] Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR → IR	[5ns] Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

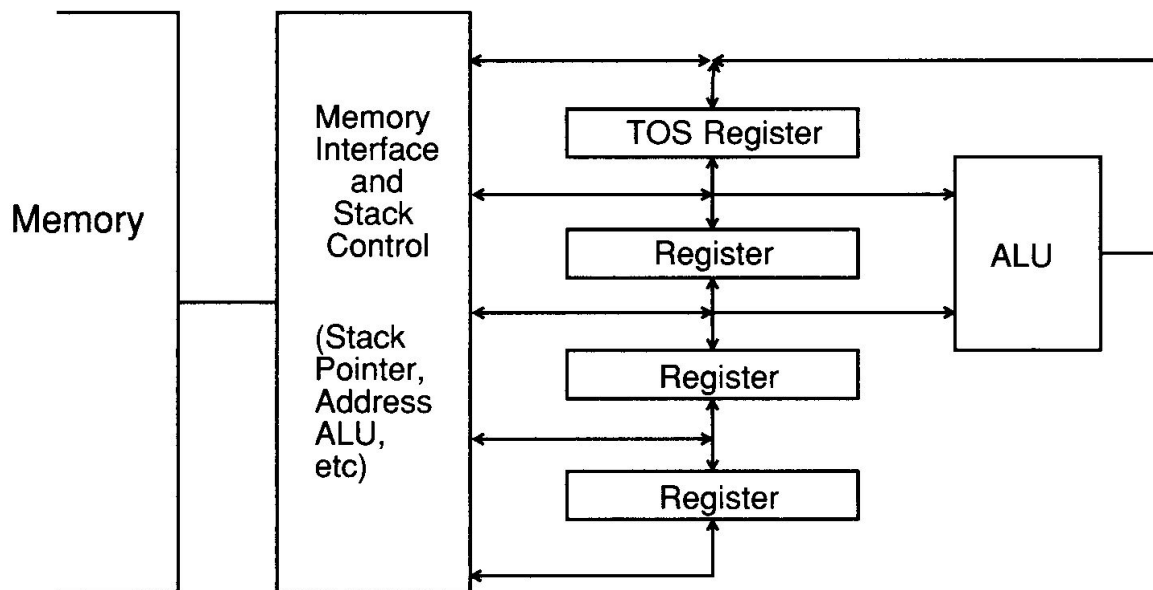
RX → T1	[5ns] RX értékét T1-be töltjük
RY → T2	[5ns] RY értékét T2-be töltjük
T1 + T2 → RZ	[10+5ns] ADD2 művelet elvégzése, RZ-be töltjük

Σ 70ns

**Regiszteres
direkt-
címezést
használunk
itt!**

d.) Zéró- vagy 0-című gépek (Stack)

- Egy vermet (Stack) használunk: LIFO- típusú tároló, amelyből az utoljára betett adatot vesszük ki elsőként. A stack a memóriában található egy elkülönített részen.
- Különböző aritmetikai kifejezések hajthatók végre elég hatékonyan stack használatával: a szükséges operandusokat a stack egy-egy rekeszében tároljuk. A megfelelő operandusokat (felső kettő regiszterből) vesszük ki, elvégezzük rajtuk a műveleteket, és az eredményt a verem tetejére tesszük. Azért nevezzük **zéró címűnek**, mivel az operandusok azonosítására szolgáló utasításhoz nem használunk címeket. Az ábra a HW orientált stack rendszert ábrázolja.



Példa: Zéró-vagy 0 című gép

Legyen $F = A + [B * C + D * (E / F)]$ aritmetikai kifejezés, F-et akarjuk kiszámolni verem segítségével és eltárolni az eredményt. A következő műveletek szükségesek a végrehajtáshoz: **PUSH, POP, ADD, DIVIDE, MULTIPLY**

Fontos: minden elvégzett művelet egy szinttel csökkenti a verem mélységét!

- Az **1. módszer** kiértékelésénél az aritmetikai kifejezés elejétől haladunk, és amint lehetséges a verem tetején lévő két értéken végrehajtjuk a soron következő műveletet, az eredményt, pedig a verem tetejére pakoljuk. A veremben max. 5 értéket tárolunk el, (mélysége 5 lesz) ezért lassabb, mint a második módszer.

- A **2. módszernél** az aritmetikai kifejezést hátulról előre felé haladva értékeljük ki. Itt is elvégezzük a soron következő műveletet, és az eredményt a verem tetejére rakjuk. De ez gyorsabb módszer, mivel a veremben max. csak 3 értéket tárolunk el.

1. módszer: (arit. kif. elejétől haladva)	2. módszer: (arit. kif. végétől visszafelé haladva)
PUSH A	PUSH E
PUSH B	PUSH F
PUSH C	DIV [E/F]
MULT [B*C]	PUSH D
PUSH D	MULT [D*(E/F)]
PUSH E	PUSH C
PUSH F	PUSH B
DIV [E/F]	MULT [B*C]
MULT [D*(E/F)]	ADD [B*C+D*(E/F)]
ADD [B*C+D*(E/F)]	PUSH A
ADD [A+(B*C+D*(E/F))]	ADD [A+(B*C+D*(E/F))]
POP F	POP F



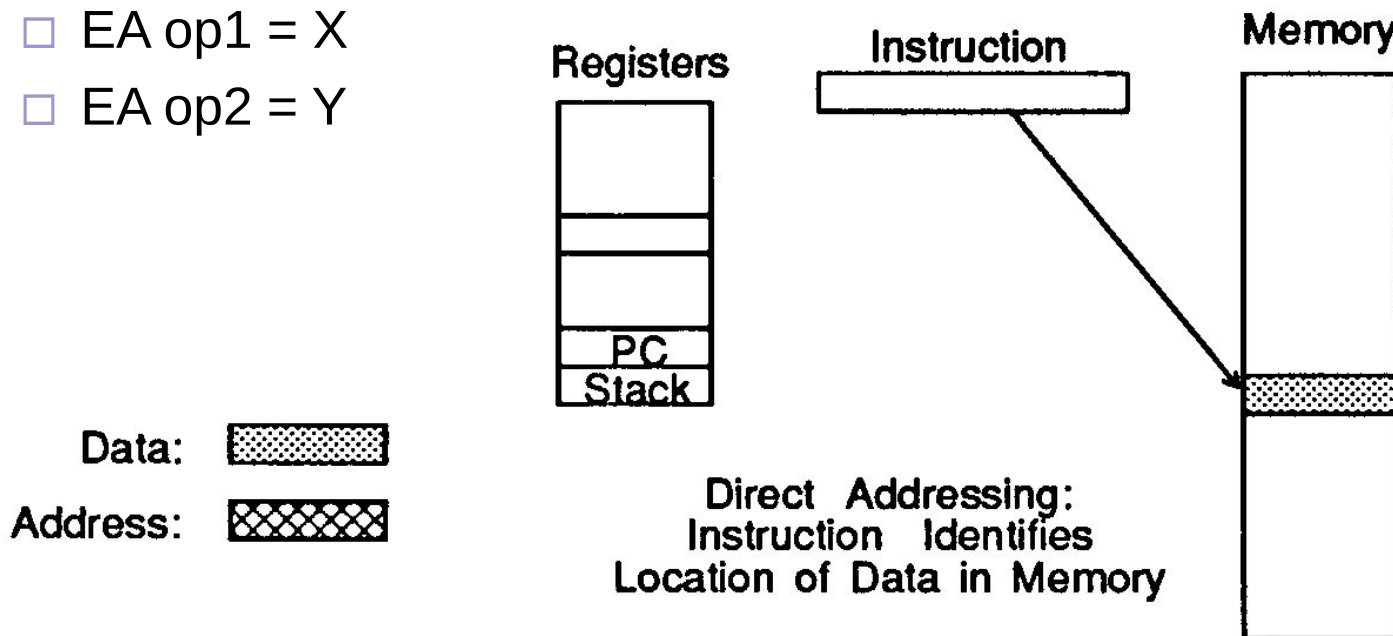
Operandus címezési módok

Operandus címezési módok

- Utasítás végrehajtásakor a kívánt operandust el szeretnénk érni, címével hivatkozhatunk a pontos helyére, azonosítjuk őt.
- Többféle címezési mód is létezik:
 - ☐ közvetlen (directed),
 - ☐ közvetett (indirected),
 - ☐ indexelt (indexed),
 - ☐ regiszteres megvalósítású (register relative).
- Ezek kombinációja igen sokféle, összesen 10-féle azonosítási módot tesz lehetővé.
- Jelölés: EA= Effektív (valódi) címe egy operandusnak

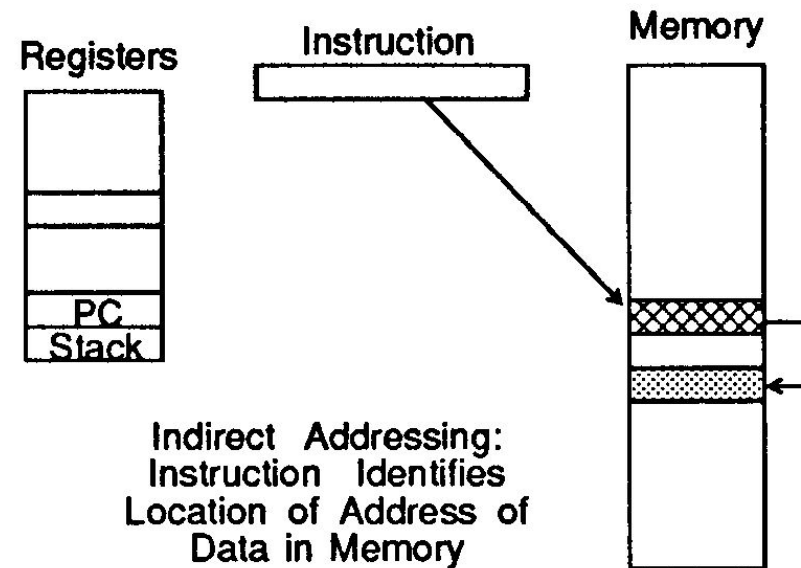
1. Direkt címezés (X)

- Az utasítás egyértelműen, közvetlenül azonosítja az operandus helyét a memóriában. (effektív cím EA= valódi címén tárolt érték) Jel: EA=A.
- **Jel: ADD2 X,Y** (X-ben tárolt op1 értéket hozzáadjuk az Y-ban tárolt op2 értékhez, az eredmény az Y-ban lesz.)
 - EA op1 = X
 - EA op2 = Y



2. Indirekt címzés (*X)

- Az utasítás közvetett módon, (nem közvetlenül az operandus értékére), hanem az operandus **helyére** mutat egy **cím** segítségével a memóriában. Ez a cím a helyet azonosítja. Ez sokkal hatékonyabb megvalósítás.
- Jel: **ADD2 *X,*Y** (*: indirekció)
 - EA op1 = MEM[X]
 - EA op2 = MEM[Y]
- Ezt különböző gyártók többféleképpen jelölik. Általában az indirekt címzési módot (*)-al jelölik:
- Példa: **ADD2 *X,*Y** (az első op1 értékének címe az X-ben található, a második op2 értékének címe az Y-ban lesz, és az eredmény is az Y-ban tárolódik el.) Az 1.), 2.), 3.), 4.), közül ez a *leglassabb* megvalósítás, de az indirekt címzés a *memóriatömb* elemeinek elérhetőségét biztosítja!



Direkt-indirekt kombináció is lehetséges:

PI: ADD2 X,*Y

Példa: Összeadás kétcímű géppel ADD2(*X,*Y)

Időszükségletek feltüntetésével!

$T_{MEM}=30ns$, $T_{ALU}=10ns$, $T_{REG}=5ns$

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	[5ns] PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
M[MAR]→MBR	[30ns] Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
PC+I_len→PC	[5ns] Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
MBR→IR	[5ns] Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

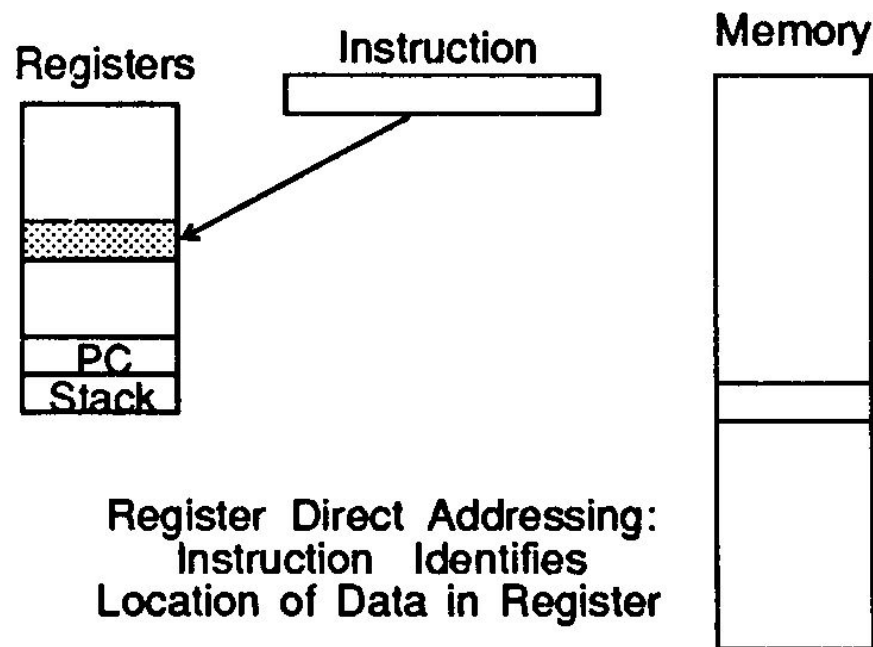
PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő (X) címének címére mutatunk
PC+X_Alen →PC	[5ns] X operandus címének hosszával növeljük a PC-t
M[MAR]→MBR	[30ns] X címének címét az MBR-be írjuk
MBR→MAR	[5ns] Ezt a címet a MAR-ba töltjük
M[MAR]→MBR	[30ns] X címét megkapjuk az MBR-ben
MBR→MAR	[5ns] X címét a MAR-ba töltjük
M[MAR]→MBR	[30ns] X címén lévő értéket megkapjuk MBR-ben
MBR→T1	[5ns] X értéket T1-be töltjük
PC→MAR	[5ns] PC-vel a következő (Y) címének címére mutatunk
PC+Y_Alen →PC	[5ns] Y operandus címének hosszával növeljük a PC-t
M[MAR]→MBR	[30ns] Y címének címét az MBR-be írjuk
MBR→MAR	[5ns] Ezt a címet a MAR-ba töltjük
M[MAR]→MBR	[30ns] Y címét megkapjuk az MBR-ben
MBR→MAR	[5ns] Y címét a MAR-ba töltjük
M[MAR]→MBR	[30ns] Y címén lévő értéket megkapjuk MBR-ben
MBR→T2	[5ns] Y értéket T2-be töltjük
T1 + T2→MBR	[10+5ns] ADD2 művelet elvégzése, MBR-be töltjük
MBR→M[MAR]	[30ns] Eredményt a memóriában tároljuk el (ahol Y volt)

**Indirekt
címzést
használunk
itt!**

Σ 320ns

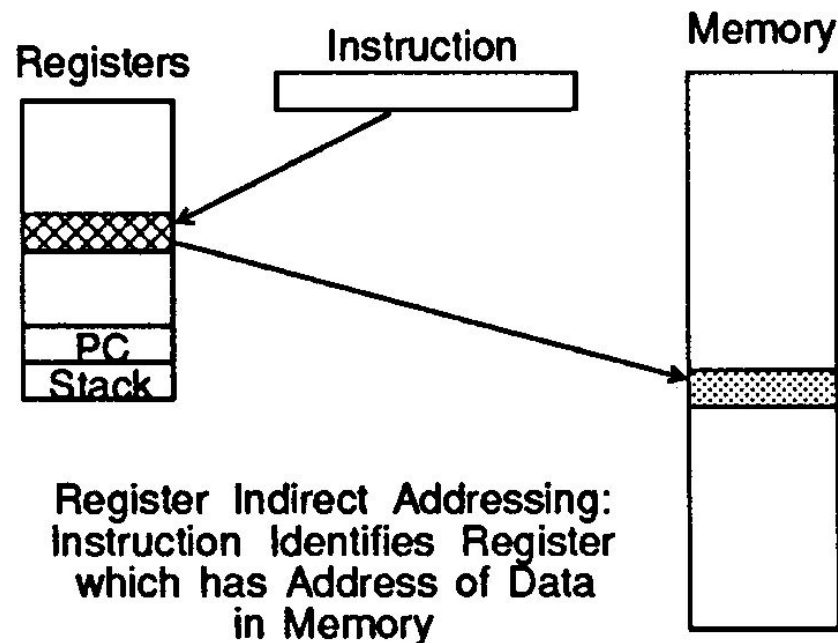
3. Regiszteres direkt címezés (R_x)

- Hasonló, mint a direkt címezés, de sokkal gyorsabb, mivel a memória intenzív-műveletek helyett a köztes eredményeket a gyors regiszterekben tárolja, és csak a számítási eredményt tölti át a memóriába. Az 1), 2), 3), 4) közül ez a *leggyorsabb* módszer.



4. Regiszteres indirekt címzés (*R_x)

- Hasonló, mint az indirekt címzés, de sokkal gyorsabb, mivel a memória-intenzív műveletek helyett a köztes eredményeket a gyors regiszterekben tárolja, és csak a végén tölti át a memóriába. A 3.) regiszteres módszer után ez a második leggyorsabb.



Példa: Összeadás kétcímű géppel $\text{ADD2}(*R_X, *R_Y)$

Időszükségletek feltüntetésével!

$T_{\text{MEM}}=30\text{ns}$, $T_{\text{ALU}}=10\text{ns}$, $T_{\text{REG}}=5\text{ns}$

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

$\text{PC} \rightarrow \text{MAR}$	[5ns] PC-ből a következő utasítás címe a MAR-ba töltődik
$\text{M}[\text{MAR}] \rightarrow \text{MBR}$	[30ns] Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
$\text{PC} + \text{I_len} \rightarrow \text{PC}$	[5ns] Az utasítás hosszával (I_len) növeli a PC értékét
$\text{MBR} \rightarrow \text{IR}$	[5ns] Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode: (a dekódolást általában 0 idejűnek feltételezzük)

Execute: (végrehajtás)

$\text{RX} \rightarrow \text{MAR}$	[5ns] RX címét a MAR-ba töltjük	Regiszteres indirekt- címzést használunk itt!
$\text{M}[\text{MAR}] \rightarrow \text{MBR}$	[30ns] Kinyerjük az RX címén lévő értéket , amit MAR-ba töltünk	
$\text{MBR} \rightarrow \text{T1}$	[5ns] RX értékét T1-be töltjük	
$\text{RY} \rightarrow \text{MAR}$	[5ns] RY címét a MAR-ba töltjük	
$\text{M}[\text{MAR}] \rightarrow \text{MBR}$	[30ns] Kinyerjük az RY címén lévő értéket , amit MAR-ba töltünk	
$\text{MBR} \rightarrow \text{T2}$	[5ns] RY értékét T2-be töltjük	
$\text{T1} + \text{T2} \rightarrow \text{MBR}$	[10+5ns] ADD2 művelet elvégzése, MBR-be töltjük	
$\text{MBR} \rightarrow \text{M}[\text{MAR}]$	[30ns] eredményt a memóriában RY operandus helyén tároljuk el	

Σ 170ns

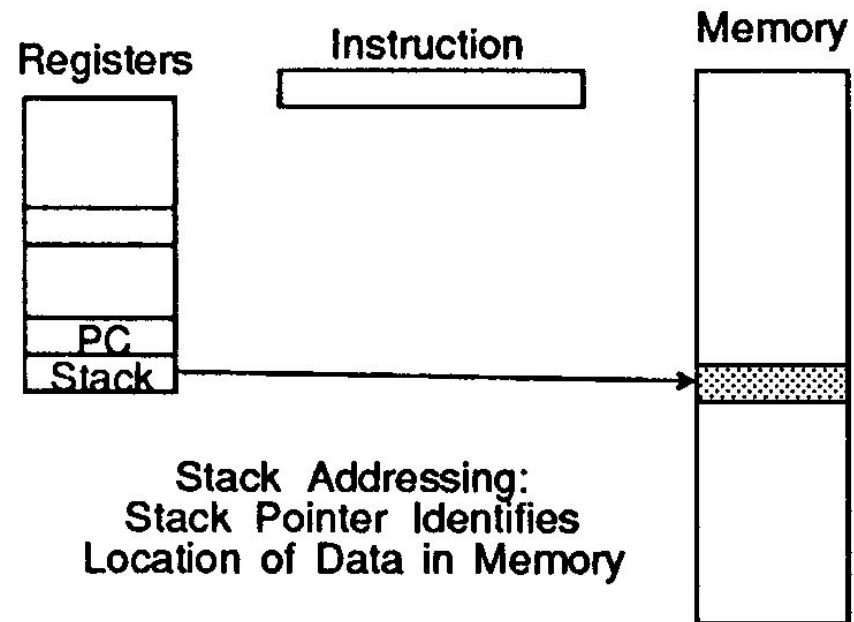
Összehasonlító táblázat – I.

- Az 1.) – 4.) címzési módok időszükségleteinek összehasonlító táblázata:

Címzési módszer	Memória hivatkozások száma	Fetch (ns)	Execute (ns)	Total Time (ns)
Direkt	6	45	205	250
Indirekt	8	45	275	320
Regiszteres direkt	1	45	25	70
Regiszteres indirekt	4	45	125	170

5. Verem (Stack) címzés

- Verem (STACK) címzés, vagy regiszteres indirekt autoincrement címzési mód: *indirekt* módszerrel az operandus memóriában elfoglalt helyét a címével azonosítjuk, és akár az összes memóriatömbben lévő elem megcímezhető. *Autoincrement* is, mivel a címeket automatikusan növeli. Ezt (+) jellel jelöljük: ***Rx+**
- Ezt a mechanizmust használjuk a verem esetében. A Stack-et a memóriában foglaljuk le. A stackben lévő információra a stack pointerrel (SP-mutatóval) hivatkozunk. A stack egy *LIFO tároló*: amit utoljára tettünk be, tehát ami a verem tetején van, azt vehetjük ki legelőször.
- A stack pointer címe jelzi a TOS verem tetejét, ahol a hivatkozott információ található, ill. címmel azonosítható a következő elérhető hely. A stack (az ábra szerint) lefelé növekszik a memóriában.



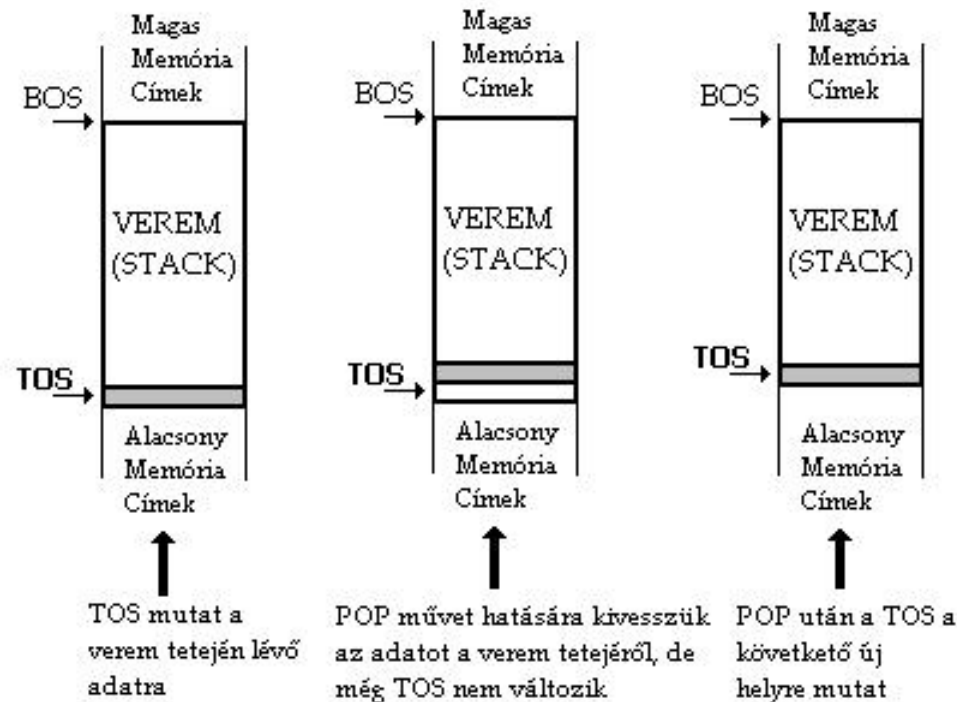
Verem – PUSH, POP műveletek

- **POP művelet** kivesszük a stack tetején lévő adatot (TOS), és egy Rx regiszterbe rakjuk. Ezután a stack pointer automatikusan inkrementálja a címet, amivel a következő elemet azonosítja a verem tetején.
Jel: **MOVE *R (stack pointer)+, Rx**

- **PUSH művelet:** a stack pointer automatikusan dekrementálja a címet, amivel a verem tetején lévő elemet azonosítja. Majd ezután berakjuk az Rx regiszterben lévő elemet a stack tetejére, a pointer átlát mutatott címre.

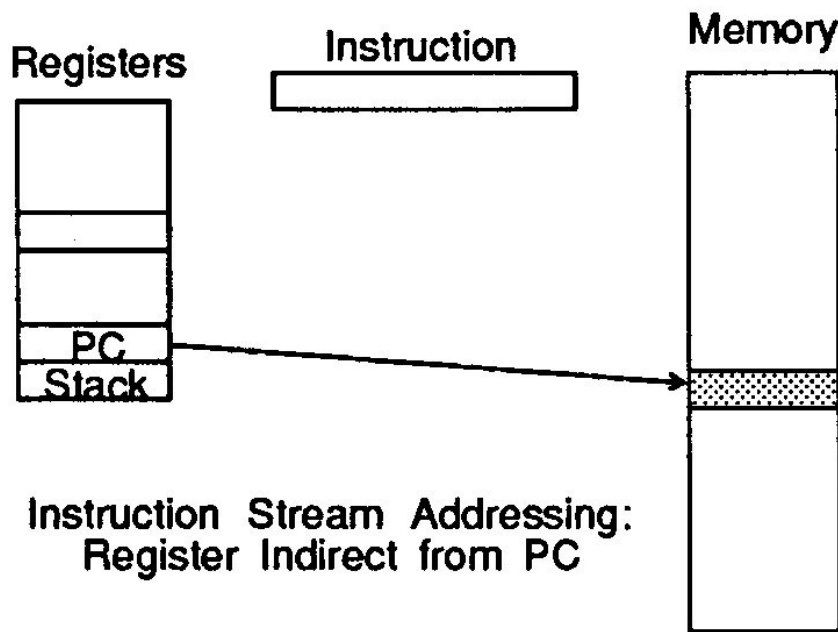
Jel: **MOVE Rx, *R (stack pointer)-**

Példa: POP műveletre



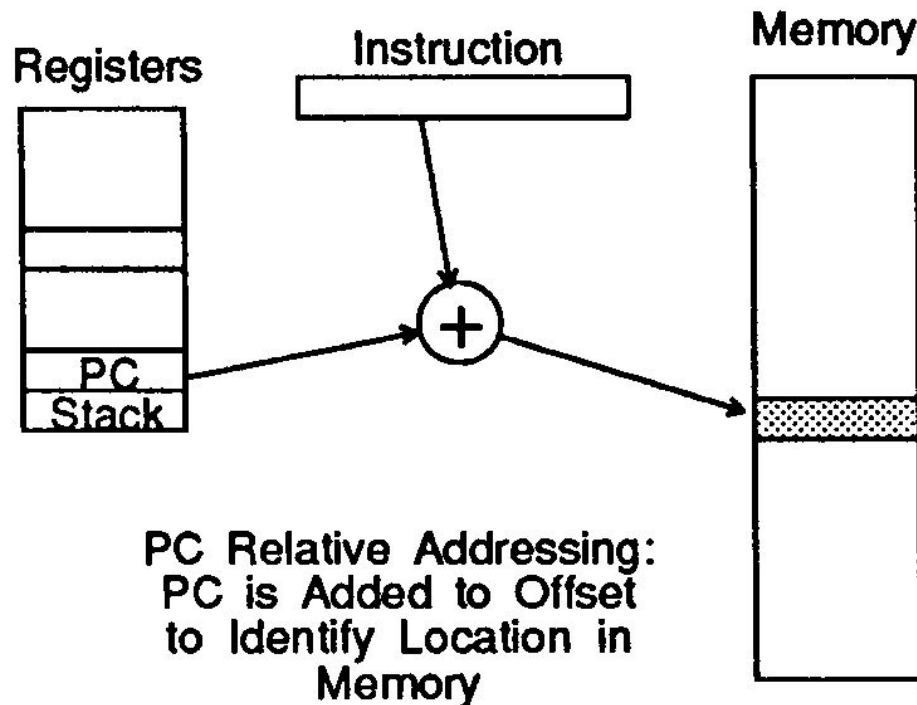
6. Instruction Stream címzés

- A PC közvetlenül azonosítja a memóriában lévő adatot és címet. Az utasítás végrehajtásakor visszkapjuk az utasításfolyamból magát az utasítást, amelyet a *PC* azonosít. Nevezik még *azonnali módszernek* is, mivel az adatok és címek azonnal a rendelkezésünkre állnak. Konstansok, előredefiniált címek szerepelhetnek az utasításfolyamban.



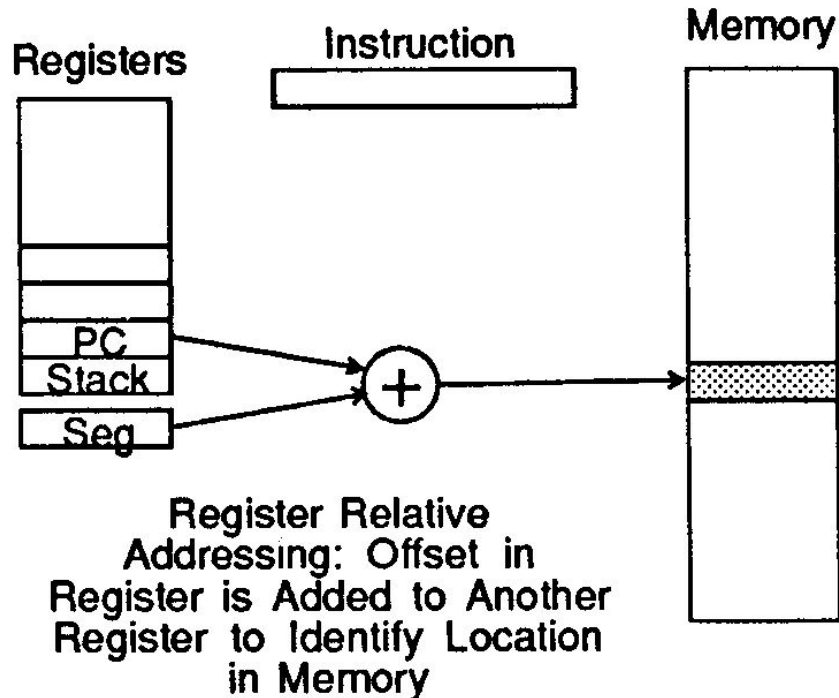
7. PC relatív címzés

- Memóriabeli adatot a regiszteren belüli PC értéke, és az utasítás eltolási (offset) értéke azonosítja.
 - Effektív cím = Regiszteren belüli PC értéke + Eltolás (offset) értéke



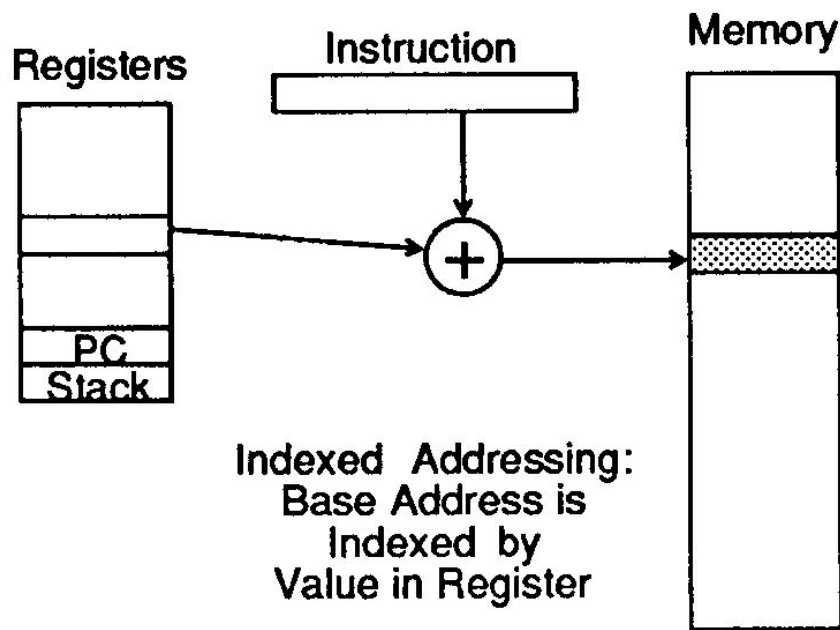
8. Regiszter relatív címzés

- A PC-regiszter eltolási értékéhez hozzáadódik *egy vagy több* másik, külső Szegmens-regiszter értéke. Tehát ez abban különbözik a PC-relatív címzéstől, hogy itt a címzés két különböző regiszter segítségével történik.
 - Effektív cím = Regiszternek a PC eltolási értéke (offset) + Szegmens regiszter értéke



9. Indexelt címzési mód

- A memóriában lévő operandus helyét legalább két érték összegéből kapjuk meg. Tehát a tényleges címet az *indexelt bázisértékből*, és az általános célú regiszter értékéből kapjuk meg. Ezt módszert használják adatstruktúrák indexelt tárolásánál. (Pl: tömböknél)
 - Effektív cím = utasításfolyam bázis értéke + általános célú regiszter értéke



Összehasonlító táblázat – II.

■ Címzési módok és jelöléseik összefoglaló táblázata

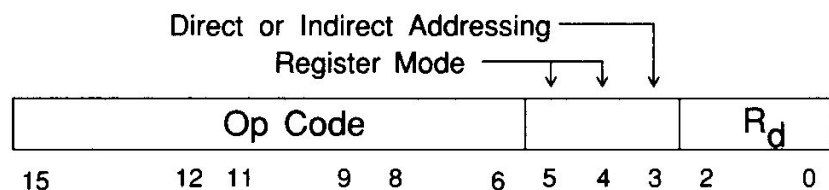
Table 4.1. Addressing Modes and their Nomenclatures.

<i>Addressing Mode</i>	<i>Represented By</i>	<i>Comment</i>
Direct	@<address>	Address is part of instruction.
Register Direct	Rn	Operand is found in register.
Indirect	*(<address>)	Address is part of instruction; operand is located in memory at that address.
Register Indirect	*Rn	Address found in register; operand in memory at that address.
Instruction Stream	#<value>	Value is stored in instruction stream.
Register Indirect Autoincrement	*Rn+	Register used as address; value in register incremented at end of instruction.
Stack Addressing	Push Pop	Stack pointer identifies location in main store for transfers; value in stack pointer adjusted as necessary.
PC Relative	\$<offset>	Offset identifies target address relative to current location identified by program counter.
Memory-Based Index	(<address> i Rm)	Operand is located in memory at address which is sum of <address> and Rm.
Register-Based Index	(Rn i Rm)	Operand is located in memory at address which is sum of Rn and Rm.

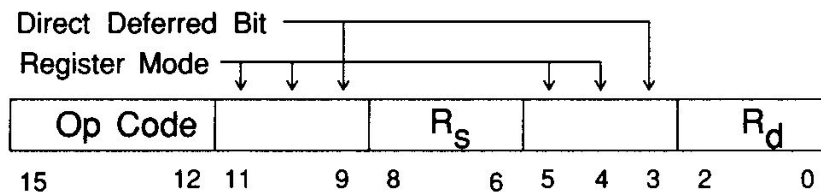
Példa 1: DEC PDP11 működése

- Különböző címezési módokat használt egyszerre
- 16-bites gép: utasítás opcode-ja + további infók (cím)
 - 3 biten: 8 általános célú regiszter ([2:0]) – **R_d**-nek lefoglalt rész
 - További 3 biten: **R_{source}** (regiszter specifikáció használathoz)
 - !Dupla operandus esetén: csak 4 bit marad az utasítások kódolására (**opcode**)
 - Egyszeres operandus esetén: 10 bites opcode
- Egyszeres- és dupla operandusú utasítás formátum

Single Operand Instruction Format



Double Operand Instruction Format



PDP11 utasítás-kódolása

Table 4.2. Encoding of Instructions for the PDP 11 Architecture.

<i>Op Code</i>	<i>Function Performed</i>
0 0 0 0	Single address and special function instructions
0 0 0 1	Move instruction
0 0 1 0	Compare instruction
0 0 1 1	Bit test instruction
0 1 0 0	Bit clear instruction
0 1 0 1	Bit set instruction
0 1 1 0	ADD2 instruction
0 1 1 1	Single address instructions
1 0 0 0	Single address and special function instructions
1 0 0 1	Move instruction (byte)
1 0 1 0	Compare instruction (byte)
1 0 1 1	Bit test instruction (byte)
1 1 0 0	Bit clear instruction (byte)
1 1 0 1	Bit set instruction (byte)
1 1 1 0	Subtract instruction
1 1 1 1	Special purpose instructions

Dupla operandusú címzés esetén a maradék 4-biten [11...9] ig azonosítja az utasításokat.

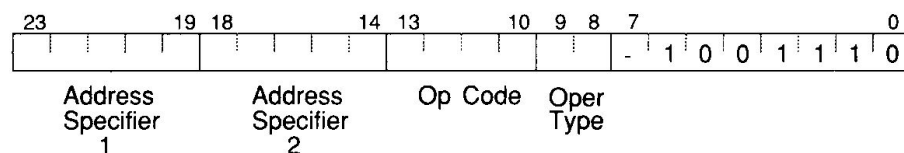
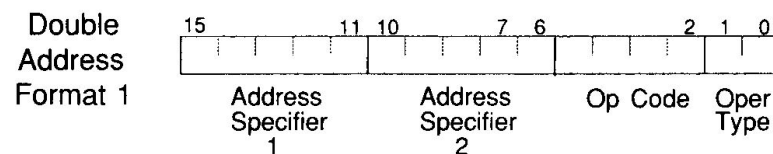
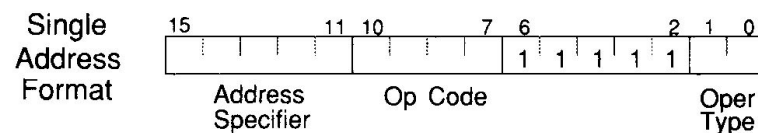
PDP11 címzésének kódolása

Table 4.3. Encoding of Addressing Information
in the PDP 11 Architecture.

<i>Addressing modes for PDP 11 operands</i>		
<i>Addr bits</i>		<i>Addressing mode</i>
0	0 0	Register direct
0	0 1	Register indirect
0	1 0	Register indirect — autoincrement
0	1 1	Two level indirect, autoincrement register
1	0 0	Register indirect — autodecrement
1	0 1	Two level indirect, autodecrement register
1	1 0	Indexed
1	1 1	Indexed indirect
<i>Addressing modes when PC is target register</i>		
<i>Addr bits</i>		<i>Addressing mode</i>
0	1 0	Immediate mode (Instruction stream)
0	1 1	PC absolute mode
1	1 0	PC relative
1	1 1	PC relative, indirect

Példa 2. NS32032 – bővíthető műveleti kód

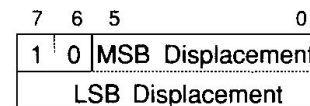
- National Instruments – 32 bites processzora
- Egy (JUMP, JSR) és kétcímű utasítások dekódolása
 - Format 1: általános használatra (Add, Sub, Comp, Mov. Stb)
 - Format 2: bővített (Div, Test, Shift, Abs)
- Több címezési mód
- Addr. Specifier(ek): 5 biten (32 lehetséges címkombináció)
- Addr. Displacement (eltolás): 1, 2, 4 byte-on.



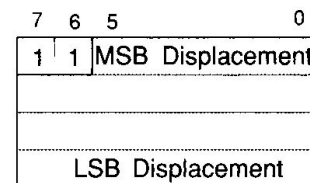
One Byte Displacement; Range: -64 to 63



Two Byte Displacement; Range: -8192 to 8191



Four Byte Displacement; Range:
as an Address: Entire Address Space;
as a value: $\pm 2^{29}-1$





Programszervező utasítások

Programszervező utasítások

- Program végrehajtásának szabályozása:
 - Feltételes, feltétel nélküli utasítások (branch)
 - Szubrutin (eljárás) hívás / visszatérés
 - Ciklus (iteratív végrehatás)
 - Ugró utasítások (Jump)

JUMP utasítás RTL leírása (PDP 11 gépen)

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR

Elsőként a PC-ből az utasítás címe (tartalmazza a cél címét is) a MAR-ba töltődik

M[MAR]→MBR

Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be

PC+2→PC

Az utasítás hosszával (2) növeli a PC értékét

MBR→IR

Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode:

Execute: (végrehajtás)

PC→MAR

PC-vel a cél (ugrás) címét szeretnénk kiolvasni

M[MAR]→MBR

Ezt az ugrási címet az MBR-be tesszük

MBR→PC

Aktualizáljuk a PC értékét (program számláló adott pontra fog mutatni)

IF feltételes elágazás RTL leírása (PDP 11 gépen)

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR

Elsőként a PC-ből az utasítás címe (tartalmazza a cél címét is) a MAR-ba töltődik

M[MAR]→MBR

Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be

PC+2→PC

2-vel növeli a PC értékét

MBR→IR

Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode:

Execute: (végrehajtás)

IF (carry == 1)

feltételes elágazás (itt a carry bit tartalmától függően)

{

Feltétel ellenőrzés, ha igaz akkor...

PC+(2xIR<7:0>)→PC

PC-vel a következő utasítás (cél) címére mutatunk (PC+offset)

}

IR<7:0> : 8 bites offset cím (előjel kiterjesztés 16-bitre ,páros szóhatárra)

ELSE

{

PC+2→PC

Ha a feltétel Hamis, megváltoztatjuk PC címét

}

Call (szubrutinra hívás) RTL leírása (PDP 8 gépen)

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	Elsőként a PC-ből az utasítás címe (tartalmazza a cél címét is) a MAR-ba töltődik
PC+1→PC	Az utasítás hosszával növeli a PC értékét
M[MAR]→MBR	Memóriában lévő utasítás beírása az MBR-be
MBR→IR	Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode:

Execute: (végrehajtás)

IR→MAR	Feltételezzük, hogy utasítás már tartalmazza a címet
PC→ M[MAR]	A visszatérési címet a szubrutin elejére fogja tenni (indirekt ugrás)
IR→PC	Aktualizáljuk a PC értékét (a visszatérési címet fogja tartalmazni)
PC+1→PC	A szubrutin első utasítására fogunk mutatni PC-vel (<i>hívás</i>)

„Subroutine linkage”: biztosítja hogy az alprogram végrehajtása után a hívó (call) eljáráshoz vissza tudjunk térni (return)

Return (visszatérés) RTL leírása (PDP 8 gépen)

Fetch: (regiszterek feltöltése, utasításhívások):

PC→MAR	Elsőként a PC-ből az utasítás címe (tartalmazza a cél címét is) a MAR-ba töltődik
PC+1→PC	Az utasítás hosszával növeli a PC (nem aktuálisan használt) értékét
M[MAR]→MBR	Memóriában lévő utasítás (ugrás) beírása az MBR-be
MBR→IR	Majd az MBR-ben lévő adatot az IR-be tesszük

Decode:

Execute: (végrehajtás)

IR→MAR	Feltételezzük, hogy utasítás már tartalmazza a címet (szubrutin elejét azonosítja ez a cím)
M[MAR]→MAR	A visszatérési címet tesszük a MAR-ba (szubrutin elején található)
M[MAR]→PC	Aktualizáljuk a PC értékét (program számláló a visszatérési címre fog mutatni, amely után a főprogram folytatja feladatát, a szubrutinból való visszatéréskor) - <i>visszatérés</i>

„Subroutine linkage”: biztosítja hogy az alprogram végrehajtása után a hívó (call) eljáráshoz vissza tudjunk térni (return)

PDP-8 Call, Return utasításai

■ Problémák:

- Memóriát használ (lassú)
- Egy időben csak egy hívó rutin „hívhatja” a szubrutint (visszatérési cím mindig a memória egy adott részén helyezkedik el) → nem biztosít „Time Sharing” üzemmódot
- Nem lehet rekurzió (egymásba ágyazott hívás)
- ROM-ot alkalmazó rendszerekben nem működik

■ **Megoldás:** visszatérési cím tárolása általános célú regiszterben , Stack-et használ (SP)

- Példa: Motorola 68000 **JSR, RTS** műveletekkel

További programvezérlési (program-control) módszerek

- I/O vezérlés:
 - memory-mapped I/O
 - DMA: Direct Memory Access (chapter6.pdf)
- Megszakítás (interrupt) [IRQ]
 - SW (nem/maszkolható interrupt)
 - HW
- Trap (csapda): programvezérelt megszakítás
 - Exception: kivétel



RISC és CISC processzorok utasításkészletei

Utasítás készletek

- Fontos paraméter: utasítások száma
- Kezdetben egyszerű felépítésű gépek
- Egyszerű utasítások és gépi nyelv
- Azonban a komplex problémákat kívántak megoldani (magasabb szintű leírással) → „Szemantikus rés”
- Megoldás: compiler
- CISC, RISC architektúrák

RISC processzorok jellemzői (1):

- Például: Motorola 88000 RISC rendszere, vagy Berkeley Egyetem RISC-I rendszere, Alpha, SPARC, PIC, DSP sorozatok, IBM PowerPC stb.
- **RISC:** Reduced Instruction Set Computer (Csökkentett utasításkészletű számítógép):
- Csak a kívánt alkalmazásra jellemző utasítástípusokat tartalmaz, az utasításkészlet összetettségének csökkentése végett kihagytak olyan utasításokat, amelyeket a program amúgy sem használ, ezáltal nő a sebesség.
- *Minimális utasításkészletet és címezési módot* (csak amit gyakran használ), gyors HW elemeket, optimalizált SW használ.
- Azonban, hogy a programozási nyelvek komplex függvényei leírhatók legyenek (ahogyan az a CISC-nél működik) szubrutinokra, és hosszabb utasítássorozatokra (sok egyszerű utasítás) van szükség.
- Hogyan tudjuk a rendszer erőforrásait hatékonyan kihasználni? Gyorsabb működés érhető el (MIPS), egyszerűbb architektúra megvalósítására kell törekedni.
- *Azonos hosszúságú utasításformátum* (korlátozott utasításformátum miatt a tárolt programú gépeknél az *F-D-E* folyamatban a dekódolás minimális idejű lesz (nullának feltételezzük), amely során azonosítani kell a végrehajtandó utasítást)

RISC processzorok jellemzői (2):

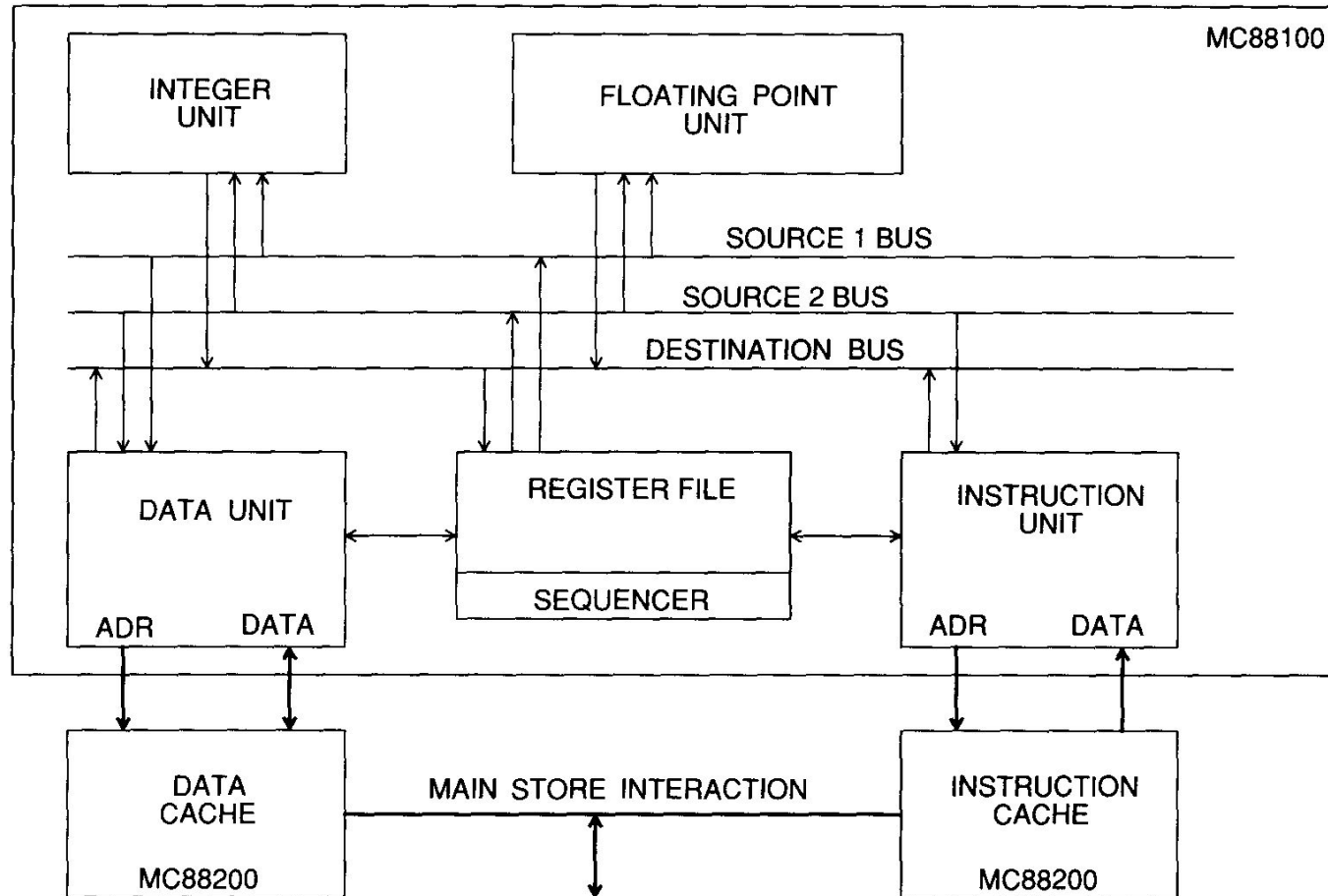
- *Huzalozott (hardwired) utasításdekódolás* (a hardveres dekódolás megvalósításához kombinációs logikát használ, azonban a mai memóriaalapú mikro-kódú gépeknél ez lassabb).
- *Egyszeres ciklusvégrehajtás*: (minden egyes ciklusban egy utasítást hajt végre, ha ezt sikerülne elérni optimális lenne az erőforrás kihasználás - VLSI technológiától függő. Egy lebegőpontos művelet rendkívül kis idő alatt végrehajtható. Hátránya, hogy vannak bizonyos műveletek, amelyeket egy ciklus alatt nem kapunk meg: pl. a memóriában lévő érték inkrementálásakor az értéket előbb ki kell venni, frissíteni, majd visszaírni a memóriába).
- *LOAD/STORE memóriaszervezés*: 2 művelet – tölt és tárol (regiszter <-> memória). Regiszterre azért van szükség, mivel a betöltött adatot sokkal gyorsabban tudjuk kiolvasni, mint a memóriából. Az aritmetikai/logikai utasítások a regiszterekben tárolódnak. A regiszterek gyorsabbak, mint a memória-intenzív műveletek.
- További architektúra technikák: **pipeline** (utasítás feldolgozás párhuzamosítása), többszörös adatvonalak, nagyszámú gyors regiszterek alkalmazásával.

RISC: Pipeline technika

- A soros feldolgozással ellentétben, egy feladat egymástól független részei (fázisai) a rendszer különböző pontjain egyszerre, egyidőben hajtódnak végre, ezáltal növekszik a sebesség. Az operandusokat gyors regiszterekben tároljuk. Azonos hosszúságú utasítások gyors F-D-E eljárása. Egy ciklusban egyszerre történik különböző utasításrészek Fetch-Decode-Execute fázisok feldolgozása (gyors fetch és dekódolás).
- Többszörös adatvonalak párhuzamos végrehajtást engednek meg (hardveres párhuzamosítás). Tehát egy órajelciklus alatt több utasítást tudnak feldolgozni. (pl. Sourcel-1,2, Destination adatbuszok a Motorola 88000 rendszerben.)

	1 fázis	2 fázis	3 fázis	...	...
1.utasítás	F	D	E	F	D
2.utasítás		F	D	E	F
3.utasítás			F	D	E

Motorola 88000 RISC rendszere



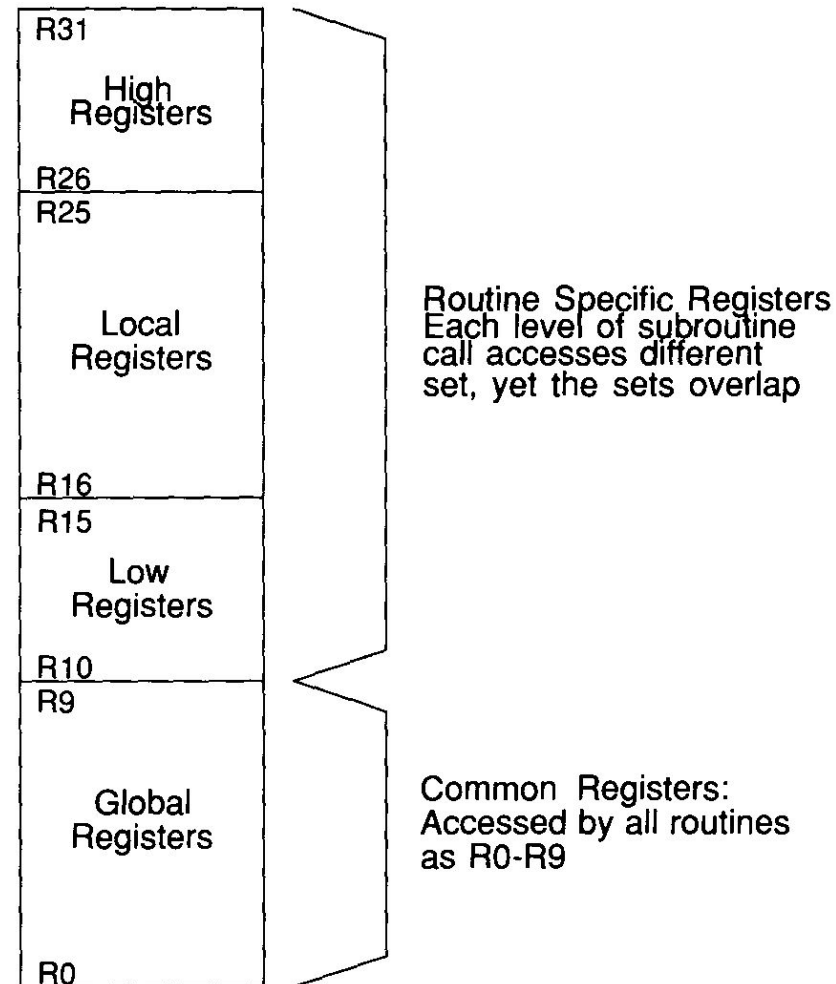
Hardveres
párhuzamosítás:

- Buszok
- Cache
- Data /
Instruction Unit

Berkeley RISC-I rendszere:

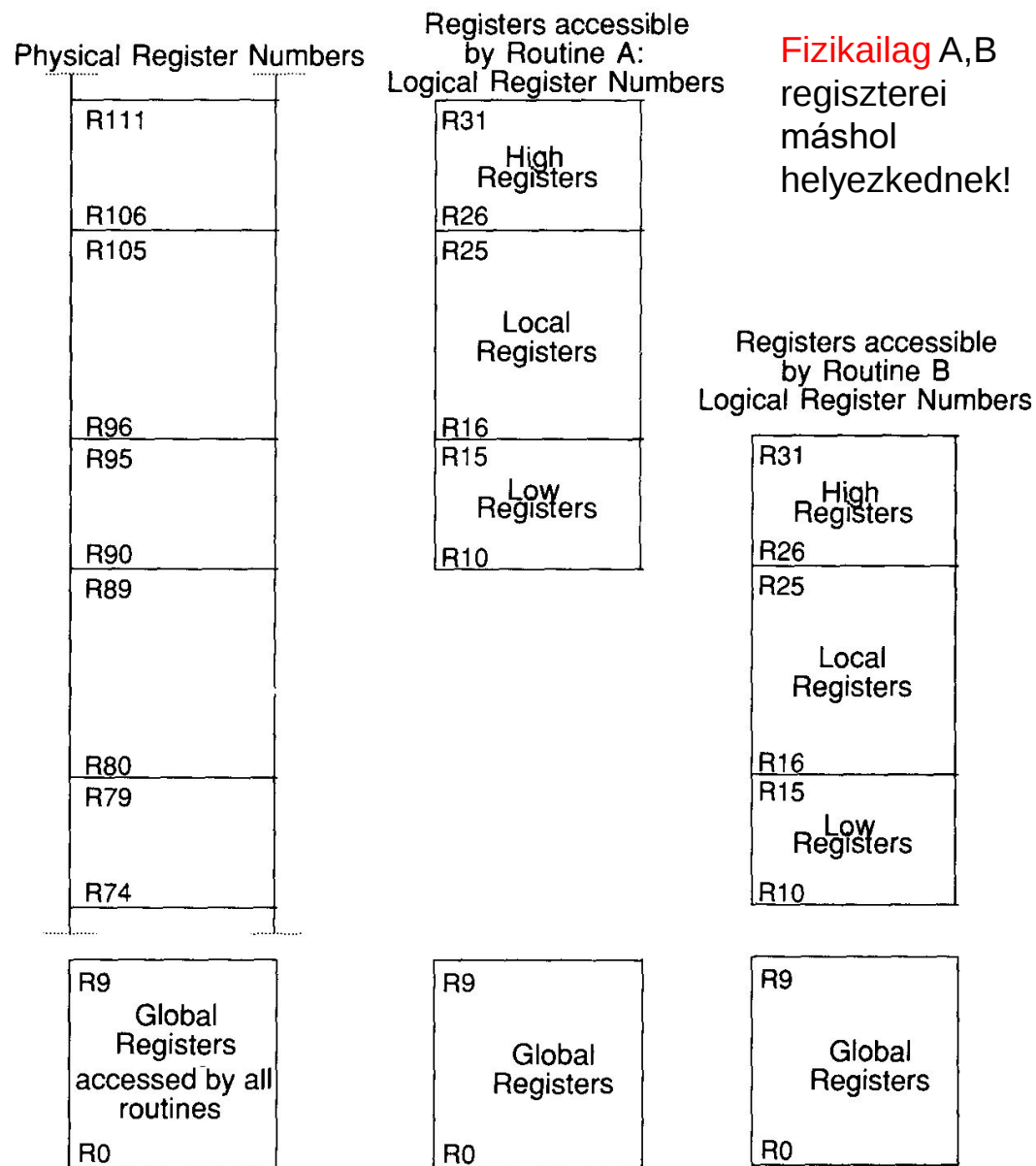
Regiszter használat

- **Regiszter ablak:** a szubrutin híváshoz (call) / visszatéréshez (ret) szükséges processzor-időt kívánták minimalizálni nagy számú regiszter használatával.
- Regisztereknek csak egy kis része érhető el („**ablak**”). Egy pointer mutat az ablakra, amely azonosítja a benne található aktuális regisztereket. Ha a szubrutinok között „átlapolódás” van az ablak segítségével, akkor történhet paraméter átadás.



„Regiszter ablakozási„ technika

- Paraméter átadás „ablakozással”: a globális regisztereken keresztül történik, amelyet mindkét (A,B) szubrutin elérhet.
- 5 bit → 32 regiszter A(R0-R31) címezhető meg B(R0-R31)
- közös (globális) regiszterek: R0-R9, minden szubrutin által elérhetők
- rutin specifikus regiszterek: R10-R31 mely további három részből áll (a regiszterek között történhet átlapolódás!)
 - Alacsony-szintű regiszterek: R10-R15
 - Lokális regiszterek: R16-R25
 - Magas-szintű regiszterek: R26-R31
- Ez az eljárás mindaddig jól működik, ameddig a paraméterek száma kisebb a regiszterek méreténél, mivel nem igényel memória-intenzív Stack műveletet.



CISC Processzorok jellemzői

- **CISC:** Complex Instruction Set Computer
- Nagyszámú utasítás-típust, és címezési módot tartalmaz, egy utasítással több elemi feladatot végre tud hajtani. Változó méretű utasításformátum miatt a dekódolónak először azonosítania kell az utasítás hosszát, az utasításfolyamból kinyerni a szükséges információt, és csak ezután tudja végrehajtani a feladatát.
- A korai gépeknek egyszerű volt a felépítése, de bonyolult a nyelvezete. Összetett problémákat kívántak vele megoldani, a gépi kódnál magasabb szintű nyelven. *Szemantikus* rés= a gépi nyelv és felhasználó nyelve közötti különbség. Ennek áthidalására új nyelvek születtek: Fortran, Lisp, Pascal, C, amelyek bonyolultabb problémákat is egyszerűen képesek voltak kezelni. Komplexebb gépek születtek, amelyek gyorsak, sokoldalúak voltak.
- *Compiler = Fordító:* a bemenetén a probléma felhasználói nyelven van leírva, míg a kimenetén a megoldást gépi nyelvre fordítja le.
- Megfigyelték, hogy a processzor munkája során a rendelkezésre álló utasításoknak csak egy részét használja (20%-os használat, az idő 80%-ában).
- Ugyanaz a komplex program, függvény *kevesebb elemi utasítássorozattal* is megvalósítható. Memória, vagy regiszter alapú technikát használ.

CISC Processzorok jellemzői (2)

- Közvetlen memória-elérés és összetett műveletek jellemzők rá.
- Mikro-programozott vezérlési mód
 - a CISC processzor esetén a fordító (compiler) a programot egyszerűbb szintre fordítja, majd ezután a mikroprogram (ami meglehetősen összetett lehet) veszi át a vezérlést – mikroutasítások sorozata a mikrokódos memóriában.
- Pl: Példa:
 - System/360, VAX, PDP-11, Motorola 68000 family, and AMDx86 and Intel x86-32/64 CPUs